

UNIVERSIDAD NACIONAL AUTONOMA DE MEXICO
CAMPUS ARAGON

**“ANALISIS DE LAS VENTAJAS DE LA
EVOLUCION DE LAS REDES X.25 HACIA
FRAME RELAY”**

TESIS

QUE PARA OBTENER EL TITULO DE:

INGENIERO MECANICO ELECTRICISTA

PRESENTAN:

NAHUM MARTIN SOLANO CHAVEZ
MATIAS ARTEMIO NICOLAS OSORIO

DIRECTOR DE TESIS:

ING. DAVID B. ESTOPIER BERMUDEZ

IMPULSORA EDO. MEXICO, JUNIO 1996

**TESIS CON
FALLA DE ORIGEN**

**TESIS CON
FALLA DE ORIGEN**



Universidad Nacional
Autónoma de México



UNAM – Dirección General de Bibliotecas
Tesis Digitales
Restricciones de uso

DERECHOS RESERVADOS ©
PROHIBIDA SU REPRODUCCIÓN TOTAL O PARCIAL

Todo el material contenido en esta tesis esta protegido por la Ley Federal del Derecho de Autor (LFDA) de los Estados Unidos Mexicanos (México).

El uso de imágenes, fragmentos de videos, y demás material que sea objeto de protección de los derechos de autor, será exclusivamente para fines educativos e informativos y deberá citar la fuente donde la obtuvo mencionando el autor o autores. Cualquier uso distinto como el lucro, reproducción, edición o modificación, será perseguido y sancionado por el respectivo titular de los Derechos de Autor.



CAMPUS ARAGON

Cien veces al día me recuerdo a mi mismo que mi vida interior y exterior se alimenta de los esfuerzos de otras personas, vivas y muertas, y que debo afanarme por dar en la misma medida en que he recibido.

ALBERT EINSTEIN

AGRADECIMIENTOS.

A mis padres:

NAYDUM SOLANO VAZQUEZ Y GLORIA CHAVEZ VILLA

Agradezco a Dios la bendición tan grande de tenerlos conmigo.

Padres, en estas líneas quiero expresarles mi amor, admiración y agradecimiento por el apoyo que me brindaron para la obtención de este objetivo.

Permítanme agradecerles por haberme dado la vida, una familia, la cual ha sido a través de estos años la piedra angular de mi formación; ya que en momentos difíciles de mi vida encontré en ustedes un amigo, un confidente, un consuelo y también un consejo que invariablemente resolvía mis dudas.

Gracias porque de ustedes he sentido, aprendido y experimentado el significado exacto de lo que es: amor, comprensión, disciplina, honestidad, justicia, lealtad, humildad y sobre todo respeto. Ya que, en ustedes encontré las palabras para resistir los problemas o en su caso enmendar el camino.

Gracias porque han sido y serán mis mejores tutores en la larga carrera de la Universidad de la vida, de la cual ustedes en base a su experiencia ya son maestros, nunca duden por lo tanto que tratare con todas mis fuerzas de seguir sus pasos. Son ustedes excelentes padres, por consiguiente es mi deber esforzarme para ser un buen hijo.

Papacitos, este triunfo es de ustedes. Siempre estarán en mi corazón.

Su hijo que los ama.

NAYDUM MARTIN SOLANO CHAVEZ.

A mis hermanos:

MIGUEL SOLANO CHAVEZ Y EDITH SOLANO CHAVEZ.

Miguel y Edith sólo quisiera decirles que son los hermanos más hermosos que Dios me pudo haber dado, son parte indispensable de mi vida, gracias por ser tan buenos y les deseo de todo corazón que lleguen a obtener un éxito mucho mayor que este. No dudo que lo consigan porque son muy inteligentes. Hay una frase que te gusta mucho Miguel y que a ti Edith te puede servir y es:

"El hombre no sabe de lo que es capaz hasta que se lo propone"

tómenla como ideal.

Su hermano que los quiere mucho NMSCh.

A mis padrinos:

HERMENEGILDO CHAVEZ VILLA Y GUADALUPE GUTIERREZ MALDONADO

Padrino no tengo palabras para agradecerte el apoyo moral y económico incondicionalmente de tu parte. Te quiero mucho y tu sabes que después de mi padre eres el hombre que mas quiero y respeto. Madrina gracias por todo.

"Si porque te quiero tanto, quieres que te quiera mas, te quiero mas que a mi vida, que mas quieres, quieres mas."

Para ustedes.

A mis tíos:

LIC. SALVADOR HERNANDEZ MEDINA Y CODYVINA CHAVEZ VILLA.

Querida tía y primos con estas sencillas líneas quiero hacerle un homenaje al hombre tenaz, inteligente, generoso, noble, en una palabra integro que fue mi tío, al cual debo las bases de mi formación universitaria.

Tío se que me observas, sólo te puedo decir que lo conseguí. Gracias por tus consejos.

"...Vida nada me debes, vida estamos en paz".

A DIOS

Agradezco al creador por lo que me concede diariamente, aun sin pedirlo

Cuando no se mira el sol hay que gozar las estrellas

A MI MADRE: MARGARITA OSORIO ZARRAZUECA

A quién amo por haberme dado la vida, así como por su comprensión y apoyo incondicional durante toda la vida. Quién con su consejo y ejemplos me han guiado por el camino de la tenacidad a pesar de las adversidades de la vida. Por su fe y confianza que son vínculos imprescindibles que me motivan y conducen en la búsqueda de logros personales, encontrando en ello agradables satisfacciones que colman de regocijo mi vida.

A MI PADRE: ARTEMIO NICOLAS CORTES

A quién amo por su apoyo, motivación, comprensión y sacrificios realizados han contribuido en la culminación de mis estudios. Por enseñarme a salir adelante en los retos de la vida

Todo es perecedero en el mundo; el poder y la persona misma desaparecerán pero la virtud de un gran padre vivirá para siempre.

*A MIS HERMANOS: PATRICIA NICOLAS OSORIO
JUAN PABLO NICOLAS OSORIO
LAURA NICOLAS OSORIO*

Agradezco a mis hermanos, sus palabras de aliento, confianza y apoyo para salir adelante, de quienes tengo los más grandes recuerdos de mi infancia, como mis primeros y verdaderos amigos. De quienes han compartido conmigo la espera de un logro más, por los momentos que hemos disfrutado juntos. Los quiero mucho.

El futuro pertenece a quienes creen en la belleza de sus sueños

A NUESTRO DIRECTOR DE TESIS: DAVID R. BERMÚDEZ ESTOPPER,

A quién por su generosidad y colaboración ha contribuido a la más grande satisfacción en nuestra formación profesional, más grande que el placer que pudiéramos derivar de los bienes materiales. Por su apoyo, paciencia y asesoría para lograr la culminación de este trabajo con éxito, gracias.

***| El don de la generosidad verdadera, alivia el espíritu y
enriquece al dador mucho más que al que recibe***

**A MI ESCUELA ESCUELA DE ESTUDIOS PROFESIONALES:
E.N.E.P. ARAGÓN**

Agradezco infinitamente el privilegio y la oportunidad que me brinda la universidad por aceptarme en sus aulas e instalaciones de estudio y por la culminación de mi formación profesional.

INDICE

	Pag.
PROLOGO	
INTRODUCCIÓN	1

CAPITULO 1

1 TRANSMISIÓN DIGITAL.

1.1 Estructura de una red de comunicación.	9
1.2 Modulación digital.	11
1.2.1 Análisis comparativo entre la modulación analógica y la modulación digital.	11
1.2.1.1 Desventajas de los sistemas analógicos.	12
1.2.1.2 Ventajas de la transmisión digital.	13
1.2.1.3 Desventajas de los sistemas digitales.	14
1.2.1.4 Capacidad del canal (enlace).	16
1.2.1.5 Características de un Sistema de Transmisión Digital	17
1.2.1.6 Medida de Transmisión	18
1.2.1.7 Capacidad de canal	18
1.2.2 Códigos autosincronizados	19
1.2.2.1 Códigos BNSZ	25
1.2.3 Modulación de señales digitales	29
1.2.3.1 Modulación en amplitud ASK	30
1.2.3.2 Modulación en frecuencia FSK	31
1.2.3.3 Modulación de fase PSK	32
1.2.3.4 Modulación QAM / QPSK	33
1.2.3.4.1 Representación de una señal de cuadratura	38
1.2.3.5 Modulación PCM	43
1.3 Transmisión Síncrona y Asíncrona	52
1.3.1 Control del flujo de información	52
1.3.1.1 Protocolo	52
1.3.2 Control de enlace de datos	53
1.3.3 Componentes en la comunicación de datos síncrono	53
1.3.4 Representación de caracteres y codificación	55
1.3.5 Características de la transmisión síncrona y asíncrona	56
1.3.5.1 Transmisión asíncrona	57
1.3.5.2 Transmisión síncrona	59
1.3.6 Transmisión síncrona y asíncrona	60
1.4 Control de enlace de datos de alto nivel (HDLC), y Procedimiento de control avanzado en comunicaciones de datos (ADCCP).	62
1.4.1 Características del HDLC	62
1.4.1.1 Clasificación de estaciones en HDLC	62
1.4.1.2 Configuración del canal	63

1.4.1.3 Modos de operación	64
1.4.2 Formato de trama	65

CAPITULO 2

2. REDES.

2.1 Introducción	72
2.2 Objetivos de las redes	73
2.2.1 Aplicación de las redes	76
2.2.2 Estructura de la red	76
2.3 Topologías de redes	79
2.3.1 Topología de una red de area amplia (WAN)	80
2.3.2 Topologías de redes de área local (LAN)	81
2.3.2.1 Topología de estrella	81
2.3.2.2 Topología de árbol	82
2.3.2.3 Topologías de anillos simples y múltiples	83
2.3.2.4 Topología de bus y multipunto	84
2.3.2.5 Topología múltiple	86
2.4 Jerarquías de protocolos	87
2.5 Modelo de referencia OSI	88
2.5.1 Capa física	90
2.5.2 Capa de enlace	91
2.5.3 Capa de red	92
2.5.4 Capa de transporte	92
2.5.5 Capa de sesión	94
2.5.6 Capa de presentación	94
2.5.7 Capa de aplicación	95
2.5.8 Transmisión de datos en el modelo OSI	96
2.6 Servicios	97
2.6.1 Terminología OSI	97
2.6.2 Servicios orientados a conexión y sin conexión	99
2.7 Medios de transmisión	101
2.7.1 Cables de pares (Par trenzado)	101
2.7.2 Cable coaxial	104
2.7.2.1 Cable coaxial de banda base	105
2.7.2.2 Cable coaxial de banda ancha	108
2.7.3 Guía de onda	110
2.7.4 Fibra óptica	112
2.7.4.1 Transmisión por trayectoria óptica	118
2.7.5 Radio telefono de alta frecuencia	119
2.7.6 Microondas de radio	120
2.7.7 Comunicación por satélite	121
2.8 Parámetros de red	127
2.8.1 Consideraciones de funcionamiento de redes LAN/WAN	127
2.8.1.1 Medidas de funcionamiento	128
2.8.1.2 El efecto de retardo de propagación e índice (porcentaje) de transmisión	131

2.8.1.3 Factores que afectan el funcionamiento de LAN's y WAN's.	139
2.8.2 Funcionamiento de LAN.	140
2.8.2.1 Límites sobre funcionamiento	141
2.8.2.2 Funcionamiento comparativo de Token Passing y CSMA/CD	151
2.8.2.3 Conducta de protocolos de opinión	159
2.8.2.4 Funcionamiento Comparativo de Protocolos de Anillo (comparative performance of ring protocols)	170
2.8.3 Funcionamiento de WAN	175
2.8.3.1 Funcionamiento de FDDI	175
2.8.3.2 Funcionamiento DQDB	181
2.8.3.3 Funcionamiento comparativo de FDDI y DQDB	183
2.8.4 Funcionamiento terminal a terminal	186

CAPITULO 3

3. NORMALIZACION DE REDES DE DATOS.

3.1 Introducción	195
3.2 ¿Quién es quien en el mundo de las comunicaciones?	196
3.2.1 CCITT	197
3.2.2 ISO	198
3.2.3 ANSI	199
3.2.4 IEEE	200
3.2.5 CEN / CENELEC	200
3.2.6 IEC	200
3.2.7 ECMA	200
3.3 Recomendaciones de la serie V.	201
3.4 Recomendaciones de la serie X.	205
3.5 Recomendaciones para Frame Relay	209

CAPITULO 4

4. PROTOCOLO X.25 (PACKET SWITCHING)

4.1 Introducción	211
4.2 Reseña histórica	212
4.2.1 Desarrollos posteriores a 1980	214
4.3 Conceptos básicos de X.25	215
4.3.1 Conmutación de paquetes	216
4.3.2 Circuito virtual y datagrama	218
4.3.2.1 Comparación de circuitos virtuales y datagramas en el interior de la subred	219
4.3.3 Componentes de una red de datos conmutada de paquetes (PSDN)	220

4.3.3.1	Componentes acceso local (LAC)	220
4.3.3.2	Paquete ensamblador / desensamblador (PAD)	220
4.3.3.3	Nodos conmutados de paquetes (PN)	221
4.3.3.4	Enlaces de redes (NL)	222
4.3.3.5	Sistema administrador de red (NMS)	223
4.4 X.25	Nivel Físico	225
4.4.1	Características funcionales	226
4.4.2	Protocolos de nivel físico	228
4.4.3	Características mecánicas	230
4.4.4	Especificaciones mecánicas	233
4.4.5	Interfaz X.20	234
4.4.6	Interfaz X.21	236
4.4.7	Recomendaciones V.10 / V11; RS-449 / RS-422	239
4.4.7.1	Características eléctricas de los circuitos de interfaz V.10	239
4.5	Nivel de enlace	241
4.5.1	Fase de establecimiento	242
4.5.2	Fase de transferencia de datos	243
4.5.3	Fase de liberación	253
4.5.4	Formato de la trama X.25	254
4.5.4.1	Bandera	254
4.5.4.2	Campo de dirección	255
4.5.4.3	Campo de control	256
4.5.4.4	Campo de información	259
4.5.5	Procedimiento de establecimiento y liberación del enlace	261
4.5.5.1	Procedimiento de acceso	261
4.5.5.2	Modos de operación	263
4.5.6	Procedimiento de control del flujo de la información, control de errores, etc.	269
4.5.7	Procedimiento de recuperación	273
4.5.8	Diferencia con otros protocolos de nivel de enlace (SDLC, LAPD)	276
4.6	Nivel de Red del Protocolo X.25	277
4.6.1	Circuito virtual permanente, llamada virtual y datagrama	277
4.6.2	Paquetes (Estructura y Codificación)	277
4.6.3	Formato general del paquete X.25	278
4.6.3.1	Canal lógico	279
4.6.3.2	Identificador general de formato (IGF) e identificador de tipo de paquete (ITP)	279
4.6.3.3	Formatos de los paquetes (paquetes de petición de llamada y llamada entrante)	283
4.6.3.4	Paquetes de Comunicación Aceptada y de Comunicación Establecida	284
4.6.3.5	Paquetes de Petición de Liberación e Indicación de Liberación	285
4.6.3.6	Paquete de confirmación de liberación	287
4.6.3.7	Paquetes de datos	288

4.6.3.8 Paquete preparado para recibir (RR)	289
4.6.3.9 Paquete no preparado para recibir (RNR)	290
4.6.3.10 Paquetes de petición de interrupción y de confirmación de interrupción	290
4.6.3.11 Paquetes de petición, indicación y confirmación de reiniciación	291
4.6.3.12 Paquetes de petición, indicación y confirmación de reanque	291
4.6.3.13 Paquetes de diagnóstico	293
4.6.3.14 Paquete de rechazo (REJ) para la facilidad de retransmisión	294
4.6.3.15 Paquete de petición de registro	297
4.6.3.16 Paquete de confirmación de registro	298
4.6.4 Formatos ampliados	300
4.6.5 Servicios principales	303
4.6.6 Facilidades	303
4.6.6.1 Definición de las facilidades de usuario previstas por el CCITT	303
4.6.6.2 Aceptación de llamada por cobrar	304
4.6.6.3 Aceptación de selección rápida	304
4.6.6.4 Asignación de velocidad de transmisión por omisión	305
4.6.6.5 Canal lógico entrante	305
4.6.6.6 Canal lógico saliente	307
4.6.6.7 Confirmación extremo-extremo (modificación del bit D)	307
4.6.6.8 Grupo cerrado de usuarios (GCU)	308
4.6.6.9 Grupo cerrado de usuarios bilateral (GCUB)	308
4.6.6.10 Grupo cerrado de usuarios bilateral con acceso de salida (GCUB con acceso de salida)	308
4.6.6.11 Grupo cerrado de usuarios con acceso de llegada (GCU con acceso de llegada)	308
4.6.6.12 Grupo cerrado de usuarios con acceso de salida (GCU con acceso de salida)	309
4.6.6.13 Grupo de búsqueda	309
4.6.6.14 Identificación del usuario de red (IUR)	309
4.6.6.15 Información de tasación	309
4.6.6.16 Llamada por cobrar	311
4.6.6.17 Negociación de parámetros de control de flujo	311
4.6.6.18 Negociación de la clase de caudal (velocidad de transmisión)	312
4.6.6.19 Notificación de modificación de dirección de la línea llamada	312
4.6.6.20 Notificación de redireccionamiento de llamadas	313
4.6.6.21 Numeración secuencial de paquete ampliada	313
4.6.6.22 Prohibición de llamadas entrantes	314
4.6.6.23 Prohibición de llamadas salientes	314

4.6.6.24	Prohibición de llamadas entrantes dentro de un GCU	314
4.6.6.25	Prohibición de llamadas salientes dentro de un GCU	314
4.6.6.26	Prohibición de tasación local	315
4.6.6.27	Redireccionamiento de llamadas	315
4.6.6.28	Registro de facilidad en línea	316
4.6.6.29	Retransmisión de paquetes	316
4.6.6.30	Selección de GCUB	316
4.6.6.31	Selección de grupo cerrado de usuarios	319
4.6.6.32	Selección de empresa privada de explotación reconocida (selección de EPER)	319
4.6.6.33	Selección de salida de un GCU con acceso de salida	320
4.6.6.34	Selección e indicación de retardo de tránsito	321
4.6.6.35	Selección por omisión en un GCU	321
4.6.6.36	Selección rápida	322
4.6.6.37	Tamaño de paquete por omisión	322
4.6.6.38	Tamaño de ventana por omisión	323
4.6.7	Modo de vigencia de las facilidades de X.25	324
4.6.8	Codificación del campo de facilidad	324
4.6.9	Codificación de los campos de código de registro	328
4.7	Procedimiento de establecimiento y liberación	335
4.7.1	Procedimientos para el servicio de circuitos virtuales	335
4.7.2	Procedimientos de establecimiento y liberación de llamadas virtuales	335
4.7.2.1	Procedimiento de establecimiento de la llamada virtual	336
4.7.2.2	Procedimiento de liberación de la llamada virtual	338
4.7.2.3	Circuitos virtuales permanentes	341
4.8	Control de flujo de la información (Procedimiento de transferencia de datos e interrupciones en llamadas virtuales y circuitos virtuales permanentes)	342
4.8.1	Principios básicos	342
4.8.2	Procedimiento de control de flujo	345
4.8.3	Procedimiento de interrupción	346
4.9	Procedimiento de diagnóstico y recuperación	348
4.9.1	Procedimiento de reiniciación	348
4.9.1.1	Descripción del procedimiento	348
4.9.2	Procedimiento de rearranque	350
4.9.2.1	Descripción del procedimiento	350

CAPITULO 5

5.- INTERCONEXIÓN DE REDES LAN MEDIANTE X.25

5.1	Protocolo X.75 (introducción)	354
5.2	Protocolo de conexión entre redes	355
5.3	Descripción del protocolo X.75	355
5.3.1	Nivel físico	355
5.3.2	Nivel de enlace	356
5.3.3	Nivel de red	356
5.4	Interconexión de redes	359
5.4.1	OSI e interconexión de redes	371
5.5	Puentes	377
5.5.1	Puentes del 802.X al 802.Y	380
5.5.2	Puentes transparentes	385
5.5.3	Puentes de encaminamiento fuente	389
5.5.4	Comparación de los puentes 802	392
5.6	Ruteadores	395
5.6.1	Ruteadores orientadas a conexión	396
5.6.2	Ruteadores sin conexión	400
5.6.3	Comparación de ruteadores orientadas a conexión y sin conexión	407
5.6.4	Software de ruteadores y puentes	408

CAPITULO 6

6. PROTOCOLO "FRAME RELAY"

6.1	Introducción.	415
6.2	Historia de "Frame Relay"	419
6.2.1	Comparación entre redes de área local y área extendida	423
6.2.2	El "embotellamiento" de WAN.	424
6.3	Génesis de Frame Relay	427
6.3.1	Redes PVC	429
6.3.2	Lo que Frame Relay puede y no puede hacer	430
6.3.2.1	Demanda sobre ancho de banda	431
6.3.2.2	Dependencia sobre el usuario	431
6.3.2.3	Frame Relay y tráfico de voz	432
6.3.2.4	Frame Relay como una tecnología evolutiva	432
6.3.2.5	¿Una tecnología de terminal-desconectada?	433
6.3.3	Razones para el uso de Frame Relay	433
6.3.4	Frame Relay contra líneas arrendadas	434
6.3.4.1	Los sistemas T1 y E1	434
6.3.4.2	Jerarquías de multiplexaje norteamericanas y CEPT	437
6.3.4.3	Líneas arrendadas y facilidades conmutadas (de conmutación)	437

6.4 Redes privadas virtuales (VPN, Virtual Private Networks) con Frame Relay	442
6.4.1 Circuitos Virtuales Frame Relay	443
6.4.2 El Identificador de circuitos virtuales Frame Relay	443
6.5 Operaciones básicas de Frame relay	444
6.5.1 Frame Relay (Servicios de conexión y administración de datos)	444
6.5.1.1 Servicios de conexión	445
6.5.1.2 Protocolos orientados a conexión	445
6.5.1.3 Protocolos orientados sin conexión	446
6.5.1.4 Servicios de administración de datos	447
6.5.1.5 ¿Esta Frame Relay orientado a conexión ó a sin conexión?	448
6.5.2 Control de congestión	449
6.5.2.1 Administración de congestión con procedimientos de ventana móvil	450
6.5.3 Operaciones prioritarias de Frame Relay	452
6.5.4 Trama Frame Relay	452
6.5.4.1 El DLCI	453
6.5.4.2 Los bits FECN y BECN	453
6.5.4.3 El bit DE y el derramamiento de tráfico	455
6.5.5 Propuestas para datos Frame Relay y administración de congestión	456
6.5.5.1 ¿Quién actúa sobre los bits FECN y BECN?	456
6.5.5.2 Utilizando las capas de usuario (red o transporte) para control de flujo	457
6.5.5.3 Utilizando relojes ajustables para control de flujo de datos	462
6.5.5.4 Estimación de relojes para tiempos fuera y retransmisiones	463
6.5.5.5 Utilizando el protocolo de control de enlace lógico (LLC, Logical Link Control) para control de flujo	466
6.5.5.6 La propuesta de ruteadores para emitir control de flujo	468
6.5.6 Interpretaciones DLCI	469
6.5.6.1 Significación local	471
6.5.6.2 Significación global	473
6.5.7 Multirreparto	476
6.5.7.1 Multirreparto de un-camino, dos caminos y n- caminos	476
6.5.8 Otros aspectos de operaciones frame relay	479
6.5.8.1 La interfase de administración local (LMI, Local Management Interface)	479
6.5.8.2 Los mensajes LMI	479
6.6 Descripción del servicio	482
6.6.1 Frame Relay y los planos C, U y M	482
6.6.2 Arquitectura de interfase usuario-red Frame Relay	484
6.6.3 Atributos del servicio	486
6.6.3.1 Atributos de transferencia de información	486

6.6.3.2	Atributos de acceso	486
6.6.3.3	Atributos generales	487
6.6.4	Criterios de rendimiento	488
6.6.4.1	Throughput	488
6.6.4.2	Retardo de tránsito	488
6.6.4.3	Retardo de tránsito en un circuito virtual	490
6.6.4.4	Índice de ráfaga esperada (Be) e índice de ráfaga en exceso (Be)	491
6.6.4.5	Índice de información esperada o Tasa de información compromiso (CIR)	491
6.6.4.6	Índice de error residual (RER)	492
6.6.4.7	Otros parámetros definidos por el CCITT	494
6.6.5	Recomendación I.370 para la administración de la congestión	495
6.6.5.1	El intervalo de medidas y la reacción usuario red en la congestión	498
6.6.6	Recomendación I.464 sobre multiplexación, adaptación de índice e interfases de capacidad de transferencias para 64 Kbits/s	501
6.6.6.1	X.30	501
6.6.6.2	X.31	502
6.6.6.3	X.110	502
6.6.7	La arquitectura OSI y Frame Relay	503
6.6.7.1	La recomendación I.233, anexo C	503
6.6.7.2	ANSI T1.617, anexo C	507
6.7	Aspectos centrales de Frame Relay	508
6.7.1	Formatos de trama Frame Relay	508
6.7.1.1	Valores DLCI	510
6.7.2	Administración de control de congestión	510
6.7.2.1	Consolidación de la administración de la ley de enlace (CLLM)	510
6.7.2.2	Formatos de mensajes CLLM	514
6.7.2.3	Congestión, rendimiento y retraso	523
6.7.2.4	Algoritmos para el uso de FECN y BECN por el usuario y la red	524
6.7.2.5	Utilización de FECN	524
6.7.2.6	Utilización de BECN	525
6.7.3	El índice de información esperada y control de congestión	525
6.8	Señalización	527
6.8.1	Alcance de la señalización digital de subscriptores sistema 1. (DSS1)	527
6.8.2	Mensajes para control de congestión Frame Relay	529
6.8.2.1	Estableciendo la llamada	529
6.8.2.2	Limpiando la llamada	530
6.8.2.3	Otras conexiones de control de mensajes	531
6.8.2.4	Formatos de mensajes DSS1	532
6.8.2.5	Campos requeridos	532
6.8.2.6	Campo (elemento de información aka) específico de mensajes	533

6.8.3	Propuestas para la modificación a Q.933	541
6.8.4	Foro de recomendaciones frame relay para una capacidad de llamada virtual conmutada (SVC)	542
6.8.5	Provisiones ANSI para servicios de red en modo de conexión sobre Frame Relay	545
6.8.5.1	La interfase CONS	545
6.8.5.2	Servicios primitivos de red	546
6.9	La interfase red-a-red (NNI)	550
6.9.1	La colocación de NNI en las redes	550
6.9.2	Operaciones mayores de NNI	551
6.9.3	Parámetros requeridos para las interfases NNI/UNI	552
6.9.4	Mensajes NNI	553
6.9.5	Ejemplo de operaciones NNI	556
6.9.5.1	Adicionando un PVC	557
6.9.5.2	Suprimiendo un PVC	558
6.9.5.3	Proviendo de notificación de fallas UNI	559
6.9.5.4	Proviendo de notificación de segmentos inactivos PVC	559
6.9.5.5	Proviendo de notificación de fallas de segmentos PVC	559
6.9.6	Operaciones SVC en la UNI	562
6.9.7	Ejemplo de interconexión de LAN's a través de Frame Relay	563

CAPITULO 7

7. ANALISIS COSTO / BENEFICIO.

7.1	Viabilidad sobre redes LAN: en aplicaciones en una red pública Frame Relay	575
7.2	Soporte de ventas	581
7.3	Características cualitativas	589
7.3.1	Líneas Privadas	589
7.3.2	PDNS X.25	590
7.3.3	Frame Relay	590

CONCLUSIONES

ANEXO A Glosario

ANEXO B Resumen del estándar del encapsulamiento de IP sobre Frame Relay (RFC1490)

BIBLIOGRAFÍA

PROLOGO

El presente trabajo tiene gran importancia debido a que analiza de manera detallada la operación tanto del protocolo X.25 como de Frame Relay permitiendo con esto dar una herramienta sólida de consulta a nivel profesional ya que las necesidades de telecomunicaciones modernas han hecho necesario el surgimiento de nuevos estándares y en el caso de la comunicación en las redes de área amplia multipunto, surge el estándar *Frame Relay*, que esta diseñado específicamente para las aplicaciones demandantes del futuro.

Frame Relay es una versión mejorada de la tecnología denominada de conmutación de paquetes (packet switching), es decir, un protocolo de comunicación muy similar a X.25, mediante el cual cualquier usuario puede conectar su nodo a un servicio de comunicación provisto normalmente por una empresa pública de transmisión de datos.

A diferencia de X.25, el estándar *Frame Relay* es mucho más rápido y eficiente, ya que *Frame Relay* no pide al nodo de destino confirmar que la trama ha sido recibida; sino que parte del principio de que las líneas de comunicación actuales de fibra óptica ofrecen una posibilidad muy baja de que el frame (trama) no llegue a su destino. De cualquier manera, en caso de no recibirlo el nodo de destino simplemente pide que se reenvíe.

Es por ello que la tecnología multipunto X.25 esta siendo cada vez menos utilizada, ya que sobrecarga los recursos en las comunicaciones debido a su algoritmo de verificación de llegada de paquetes. Es por esto que las mayoría de los proveedores de servicios de comunicación, ya sean compañías telefónicas o servicios independientes, se encuentran implantando *Frame Relay*.

Así en el capítulo 1 se analizan las ventajas y desventajas de la transmisión digital sobre la transmisión analógica describiendole al lector los parámetros fundamentales tanto teóricos como matemáticos de ésta (sincronía, ancho de banda, capacidad de canal, códigos de sincronía, tipos de modulación, codificación etc.).

En el capítulo 2 se describen las redes de datos tomando en cuenta sus diferentes topologías, medios de acceso, medios de transmisión, así como los parámetros fundamentales que las rigen, tanto teóricos como matemáticos.

Por otra parte en el capítulo 3 se mencionan los diferentes organismos internacionales que dictaminan las recomendaciones en el ámbito de las telecomunicaciones. Además se mencionan brevemente recomendaciones relacionadas con este trabajo.

El capítulo 4 es un estudio detallado del protocolo de comunicación X.25, el cual en estos momentos es la plataforma base para la migración hacia protocolos tales como Frame Relay. Por tal motivo se describen de una forma minuciosa las 3 capas en las cuales trabaja éste protocolo (física, enlace y red).

Para entender mejor el capítulo 4, en el capítulo 5 se describe una interconexión de redes LAN mediante la utilización del protocolo X.25. Haciendo mención de los dispositivos necesarios para esta interconexión.

Tomando en cuenta el desarrollo en la interconexión de redes LAN, en el capítulo 6 se hace un análisis de un protocolo llamado Frame Relay, el cual es una versión mejorada del protocolo X.25, haciendo mención de sus parámetros principales.

Por su parte el capítulo 7, nos muestra mediante un análisis costo beneficio las ventajas de Frame Relay sobre X.25.

INTRODUCCION

En la actualidad la comunicación de datos implica el uso de aparatos eléctricos o electrónicos para intercambiar información en forma de símbolos o caracteres entre múltiples lugares.

De ahí la importancia de comprender la comunicación de datos a causa de su relevancia actual. Se utiliza comunicación de datos en el mundo de los negocios y también está siendo más empleada en aplicaciones cotidianas por lo cual se ha convertido en parte fundamental de nuestra actividad diaria (ver punto 1.1).

En los años cincuenta un sistema típico informático usaba tarjetas perforadas para la entrada de información e impresoras en la salida, así como tambores de cinta magnética para almacenamiento masivo permanente, para estos sistemas poco puede hablarse o casi nada de comunicaciones de datos porque tanto los dispositivos de entrada y salida así como los ordenadores estaban todos situados cerca conectados directamente por medio de cables cortos con lo cual la información se procesaba en lotes reducidos.

Durante los años sesentas, las aplicaciones de terminales remotas necesitaron enlaces de comunicaciones para conectarlos al ordenador principal. Así el proceso de lotes fue reemplazado en gran medida por procesos interactivos. Es decir, algunas terminales estaban conectadas al ordenador directamente por canales de comunicación en paralelo, pero muchos de los terminales eran dispositivos de teleimpresión que usaban comunicación de datos en serie sobre canales privados dedicados al ordenador (computadora).

Los años setenta transformaron este proceso aún más. Otros ordenadores llamados miniordenadores, podían comunicarse con el ordenador principal. Los terminales no tenían que estar en el cuarto contiguo; podían estar en diferentes pisos, en diferentes edificios e incluso en ciudades distintas. Hacia el final de la década, comenzarán a aparecer ordenadores más pequeños, llamados microordenadores u ordenadores personales, no sólo en la vivienda de algunos empleados, sino también en los despachos de la oficina.

En ocasiones, los empleados se comunicaban con el ordenador principal por medio de estos ordenadores de menor tamaño a través de la línea telefónica normal. Se utilizaba auténtica comunicación de datos dentro del sistema, había más equipo alrededor del sistema, como son: más ordenadores, más terminales y más canales de comunicación. Así con la aparición del miniordenador y el microordenador portátil se requirió que éstas unidades incrementaran su comunicación con sus ordenadores de gran capacidad (Mainframe). Por todo lo anterior los negocios se efectuaban con más eficiencia.

Para los años ochenta, los avances tecnológicos aumentaron las posibilidades, reduciendo las exigencias de tamaño y potencia de los ordenadores. Los agentes de ventas aún llevaban terminales portátiles, pero los avances tecnológicos han reducido las dimensiones de los terminales a su vez que aumentan la capacidad. No sólo el hardware y el software estaban cambiando, tanto la industria informática como la de comunicaciones tomaban direcciones que habrían sido inimaginables veinte años atrás.

El auge del miniordenador, y posteriormente del microordenador en los ordenadores personales y controladores programables de equipo, creó una situación en que el potencial informático ya no resultaba costoso. Para los fabricantes de grandes ordenadores como IBM, UNIVAC, CONTROL DATA y HONEYWELL, a las cuales se sumaron otras como: TEXAS INSTRUMENTS, APPLE, RADIO SHACK y COMMODORE, que no habían creado ordenadores anteriormente.

Al existir más ordenadores se incrementó paralelamente la cantidad de datos, creciendo con ello el interés por las comunicaciones de datos; en las comunicaciones la aparición de los satélites, unida a la transmisión por fibra óptica, trajo consigo anchos de banda mucho mayores y con ello transmisiones más altas.

Aunado a todos los avances registrados, el monopolio de las compañías telefónicas en los Estados Unidos de America, que duró casi un siglo, desapareció para siempre, comenzando a finales de los sesenta y acelerado con la disolución de Bell System en 1984. Por primera ocasión, otras firmas podían no sólo competir con otras compañías telefónicas en la oferta del servicio de larga distancia, sino también fabricar equipos, incluyendo dispositivos de comunicación de datos, que se conectaran a la red telefónica. Todos esos cambios acelerarán los avances tecnológicos en el

terreno de las comunicaciones y la informática, a tal grado que es difícil decir donde acaban las comunicaciones y donde empieza la informática.

De esta manera, surge una pregunta. Una terminal portátil, ¿es un dispositivo de comunicación o es un ordenador?. La conclusión es que tiene algo de ambos, ya que ejecuta una combinación de tareas. Los actuales sistemas de comunicación permiten interconectar equipos de muy diferentes tamaños y de diferentes fabricantes.

Ya que antaño muchas redes han evolucionado sin seguir un estándar de diseño. En ocasiones los componentes que integran la red se interconectan mediante interfases cuya definición no está demasiado clara. Es frecuente en ciertas redes, que un cambio en un programa situado en algún nodo de la red afecte negativamente a otro componente situado en un lugar distinto y con el cual no exista ninguna relación aparente.

Hasta hace poco, cada fabricante seguía su propio camino para diseñar una red, desarrollar los programas necesarios y establecer el método de integración de cada interfaz de usuario-red. Puesto que cada fabricante usaba un sistema distinto y particular, el usuario se veía obligado muchas veces a integrar varios protocolos (un protocolo es un conjunto de reglas que regulan el intercambio de información) con el fin de acoplar equipos de distintos fabricantes en una misma estación de usuario. La especificación precisa de un protocolo es un problema que recibió bastante atención debido al interés que tienen diversos organismos en la estandarización y con vistas a facilitar las comunicaciones.

Especificar un protocolo consiste en definir un algoritmo distribuido de tiempo real que debe responder a un entorno, compuesto por varios usuarios que requieren comunicarse entre sí y por algunas conexiones a través de las cuales deben comunicarse las diversas partes del protocolo. Así por ejemplo los protocolos del nivel de enlace definen, típicamente, reglas para: iniciar y terminar un enlace (sobre un circuito previamente establecido), controlar la correcta transferencia de información, y recuperarse de anomalías. Algunas grandes empresas (como IBM, General Motors y AT&T) consiguieron imponer su propio estándar "de facto", gracias a su posición predominante en la industria.

En los primeros días de la computación, los estándares se definían de la base instalada. Su proposición dependía fundamentalmente de los fabricantes y, desde un punto de vista mercadotécnico servían bien a sus estrategias de ampliación de la participación de mercado. A estos estándares se les denominó "de facto". Era fácil que se les aceptara porque sus usuarios eran mayoría. Los que implantaron IBM y Novell por ejemplo, siguen teniendo un peso importante a nivel mundial.

A pesar de estos estándares informales, la carencia de un esquema aceptable por todos los fabricantes ha obligado a los usuarios a sufrir las incomodidades de los múltiples protocolos. De aquí la importancia de citar el caso de la interconectividad entre los equipos.

Las redes informáticas modernas se basan en la idea de disponer las funciones y los protocolos en varios niveles. El propósito de fondo de los estándares para redes estratificadas, en donde cada estrato o nivel, es un suministrador de servicios, consiste en desarrollar un conjunto de procedimientos común a todos los fabricantes. Todas estas técnicas han venido desarrollándose en los últimos 20 años, para conseguir los siguientes objetivos:

- Disponer lógicamente de una red compleja en partes (estratos o niveles) más pequeños y fáciles de entender.
- Proporcionar interfases normalizadas entre las distintas funciones de la red; por ejemplo, entre distintos módulos o programas.
- Conseguir simetría en las funciones que se realizan en cada nodo de la red. Cada nivel ha de llevar acabo las mismas funciones que su contrapartida en otros nodos de la red.
- Ofrecer un método que permita predecir y controlar posibles cambios en la lógica de la red (ya sea por programa o por microcódigo).
- Establecer un lenguaje normalizado que permita clarificar las comunicaciones entre los distintos diseñadores, fabricantes, distribuidores y usuarios de redes, a la hora de discutir las funciones de una red.

Así durante los últimos años, a medida que las redes han venido creciendo en tamaño y complejidad, los programas de comunicaciones, los dispositivos físicos y el microcódigo han adquirido progresivamente más funciones, incrementando asimismo su tamaño y número de tareas a realizar. Por lo que, con los sistemas abiertos se obtienen beneficios como: innovación, ahorro en costo, libertad en la elección de marcas y dispositivos y lo más importante una protección a la inversión.

El logro de un nivel óptimo de interoperabilidad (habilidad de los sistemas para interactuar de manera transparente) en un ambiente de computación distribuido con componentes de vendedores múltiples implica retos técnicos importantes.

Una misma red puede ser Arcnet, Ethernet o Token Ring y conectarse para integrar una red de area amplia (WAN) o metropolitana (MAN). Los servicios en una red de area amplia, pueden ir desde los datos digitales, la transmisión T1 a 1.5 Mbps y el FRAME RELAY hasta las nuevas alternativas tales como RDI de banda ancha y el SONET de muy alta velocidad.

La meta de los sistemas abiertos es el proporcionar opciones a los usuarios: la habilidad de seleccionar múltiples productos de múltiples vendedores e integrarlos transparentemente en poderosas redes, con completa libertad de elección entre varias tecnologías innovativas.

Por medio de los sistemas abiertos, las compañías pueden lograr ahora todo recurso en las redes, disponible para cualquier usuario autorizado que lo necesite. El acercamiento de sistemas abiertos también permite a las compañías proteger sus anteriores ventajas en equipo y entrenamiento a la vez que les permite acoplarse al surgimiento de las nuevas tecnologías, ya que deja que los sistemas existentes se integren con la tecnología más reciente.

Si bien las telecomunicaciones han jugado un papel importante en nuestro desarrollo tecnológico, aún en estos momentos de consolidación mundial, y la demanda de recursos de comunicación no ha podido ser totalmente satisfecha.

Los factores más importantes que han provocado esta presión sobre la tecnología de comunicaciones son, por ejemplo:

- El 90% del poder de cómputo reside ahora en los escritorios más que en los centros de cómputo.
- Las computadoras personales han evolucionado de un simple procesamiento de texto a las aplicaciones de misión crítica, trasladando la información hacia el escritorio.
- El tráfico entre un mainframe y sus terminales se ha reducido tremendamente, mientras que se ha aumentado el tráfico entre computadoras personales y redes locales.
- La comunicación entre computadoras se ha convertido cada vez más, en el tipo llamado de ráfaga que consume anchos de banda que pueden ser de 16 Mbps (millones de bits por segundo) y cero en el siguiente.
- Las aplicaciones tradicionales de terminales, sin embargo seguirán existiendo a través de los 90's y deben ser soportadas por la nueva infraestructura de comunicación.
- Las aplicaciones de multimedia que requieren de mayores velocidades (anchos de banda) de comunicación continuarán emergiendo durante los siguientes años.

Ante tales factores, si bien X.25 es un protocolo de comunicaciones de datos utilizado en los años 70's y 80's que satisfacía los requerimientos de transmisión de datos, sus características para los 90's se ve superada, como consecuencia de una mayor cantidad de información procesada, junto con los nuevos servicios que ofrecen los equipos y los suministradores del servicio.

No es menos importante destacar la introducción de la fibra óptica y sus características inherentes como un mayor ancho de banda que permite un mayor manejo de datos a la par de una mayor confiabilidad en la transmisión de datos en comparación al cable coaxial y al par trenzado.

Una alternativa paralela a X.25 es el protocolo Frame Relay que surge en los 90's el cual aprovecha las innovaciones tecnológicas, como la nueva tecnología de circuitos integrados a gran escala y de la fibra óptica, además de los esfuerzos de

organismos internacionales para normalizar las nuevas propuestas como son el CCITT, OSI y el ANSI por mencionar algunos, para lograr la interoperabilidad de los sistemas.

Aún y cuando X.25 puede actualmente satisfacer las necesidades de algunos usuarios, Frame Relay por sus características permite manejar más información y en un futuro, en el corto plazo será la tecnología por necesidad ya que los servicios así lo exigen para poder ser soportados.

Tanto para las compañías que utilizan la tecnología como para los proveedores de servicios de comunicación, mantenerse en la punta para conservar su ventaja competitiva es crítico. Además, con las constantes inversiones en equipo de telecomunicación, surge el reto de asegurar una rentabilidad en las inversiones que se hacen en infraestructura sin sacrificar las eficiencias prometidas por la tecnología que empieza a estar disponible en nuestra era.

CAPITULO 1.
TRANSMISION DIGITAL.

1. TRANSMISION DIGITAL

1.1 Estructura de una Red de Comunicación.

Para comenzar, se hace necesario definir algunos términos. En la figura 1.1 podemos ver un sencillo sistema de comunicación de datos. El proceso de aplicación A1 es la aplicación que maneja el usuario final, suele tratarse de un programa de computadora, o a veces de un terminal de usuario. Un ejemplo de ello son los programas de contabilidad, de nóminas, los sistemas de reserva de boletos de avión, los paquetes de control de inventarios o los sistemas de gestión de personal.

El modem constituye el interfaz entre lo digital y lo analógico, para conseguir representar los datos binarios como señales analógicas, un modem modifica amplitudes, frecuencias o fases. Así el modem representa lo que es un DTCE o DCE (Equipo de Terminación de Circuitos de Datos también llamado Equipo de Comunicación de Datos). Su misión es conectar los equipos DTE (Equipo Terminal de Datos) a la línea o canal de comunicaciones esto es, servir de interfaz entre el DTE y la red de comunicaciones.

Las siglas DTE suelen emplearse en forma genérica para aludir a la máquina que emplea el usuario final. Un DTE puede ser un gran ordenador del tipo de los de IBM o una máquina más pequeña como un terminal o un ordenador personal (PC). Los siguientes son algunos ejemplos:

- Las estaciones de trabajo para el control de tráfico aéreo.
- Los cajeros automáticos de los bancos.
- Los terminales de punto de venta de un almacén.
- Los dispositivos que muestran la calidad del aire.
- Los ordenadores encargados de automatizar procesos de fabricación en una planta industrial.

- Los ordenadores o terminales.
- Los ordenadores personales instalados en domicilios particulares o en oficinas.

La misión de las redes telemáticas es interconectar distintos DTE's para que compartan recursos, intercambien datos y se apoyen mutuamente. Además gracias a ellas los empleados o miembros de una empresa u organización pueden llevar a cabo su trabajo desde cualquier lugar. Como puede verse en la figura 1.1 la red proporciona comunicaciones físicas y lógicas entre los ordenadores y terminales conectados a ella; las aplicaciones y ficheros emplean el canal físico para efectuar comunicaciones lógicas. Siguiendo este contexto, al utilizar el término lógico queremos decir que el DTE no tiene porque conocer los aspectos físicos del procedimiento de comunicación, así la aplicación A1 sólo necesita generar una solicitud lógica de lectura que incluye una identificación de los datos. A su vez, el sistema de comunicaciones será responsable de transportar esta solicitud de lectura hasta la aplicación B1, a través de los canales físicos.

Retomando al equipo de comunicación de datos DCE definimos el concepto modem, el cual además de permitir que un DTE transmita datos a otro DTE receptor a través de un canal analógico, deriva su significado de la abreviatura MODulador/DEModulador. El proceso consiste en modular la señal en el transmisor y demodularla en el receptor.

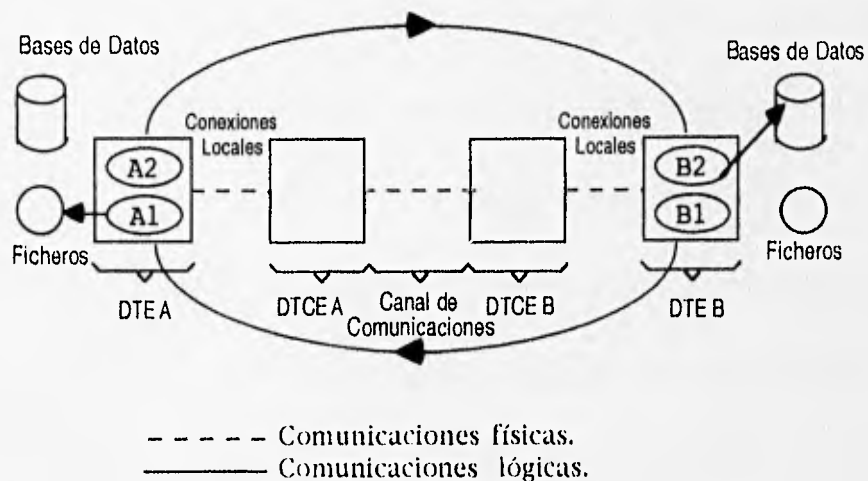


Figura 1.1 Sistema de comunicaciones.

1.2 Modulación Digital

1.2.1 Análisis comparativo entre la modulación analógica y la modulación digital.

Cuando dos DTE's utilizan la línea telefónica entre sí, deben adaptar su señal a las características del canal, en este caso la línea telefónica que trabaja con el mundo analógico.

Sin embargo los DTE's emplean un lenguaje digital. La forma de onda digital presenta características distintas con respecto a la onda analógica; se parece en que se repite así misma en diferentes intervalos de tiempo presentando la propiedad de periodicidad. Pero se diferencia en que tiene cambios muy abruptos de voltaje, por ser discreta.

Los ordenadores y los terminales usan símbolos digitales, binarios, que por las propiedades eléctricas de los canales las señales reales son menos discretas y menos cuadradas.

Actualmente muchos sistemas emplean transmisiones digitales que ofrecen diversas ventajas frente a los canales analógicos.

- Muchos de los dispositivos digitales son más económicos que sus equivalentes analógicos. Además los sistemas digitales están basados en circuitería LSI (Integración a Gran Escala) de gran robustez y fiabilidad.
- Es posible emplear la tecnología anterior para transmitir todo tipo de información, como es: voz, datos, imágenes de video y facsímil por el mismo medio o canal.
- Con las técnicas digitales se superan muchas de las limitaciones de transmisión y almacenamiento que presenta la tecnología analógica.

1.2.1.1 Desventajas de los sistemas analógicos.

Una señal analógica experimenta con el tiempo variaciones de amplitud. De modo que cuando una persona habla por teléfono, las oscilaciones mecánicas (físicas) del aire (fluctuaciones de presión) se transforman en señales eléctricas con formas de onda de características similares, es decir, el micrófono actúa como un transductor, al transformar una señal de una forma de energía (sonora) en otra distinta (eléctrica). A medida que la señal vaya recorriendo el canal de comunicación, la señal deberá amplificarse para evitar que se atenúe con exceso. Al transmitir la señal analógica por el canal aparecen diversos problemas como los que se mencionan a continuación:

- ▣ La señal va siendo retransmitida por diversos amplificadores y otros transductores, la retransmisión de la señal se diseña de modo que resulte lo más lineal posible, es decir, que la forma de onda que representa la señal mantiene sus características de un extremo a otro en el canal. Cualquier desviación de la linealidad que presente el sistema se traducirá en una distorsión de la señal. Toda señal analógica no es lineal en alguna medida. Desafortunadamente los componentes que intervienen en la transmisión, por ejemplo, los amplificadores aumentan la no linealidad de los sistemas.
- ▣ Como no es posible separar el ruido de una señal analógica cada vez que los dos se mezclan durante una transmisión, tanto el ruido como la señal se amplifican en los repetidores. La relación señal a ruido empeora a medida que el trayecto aumenta
- ▣ En cualquier cable o canal aparece ruido térmico provocado por las variaciones aleatorias en el transductor o en el canal.
- ▣ Cuando se almacena una señal en un medio de grabación como puede ser un disco o una cinta, el propio medio constituye una fuente de ruido, por ejemplo, las irregularidades en la superficie de un disco o el granulado de una cinta, (debido al tamaño de los dominios magnéticos del medio) pueden también producir ruido.
- ▣ Toda señal se debilita o atenúa durante su transmisión por un determinado medio, esta atenuación puede debilitar tanto la señal que esta resulte

ininteligible para el receptor, con un cable de alta calidad y gran diámetro puede reducirse en cierta medida la atenuación, pero nunca se elimina por completo.

1.2.1.2 Ventajas de la transmisión digital.

Por todo lo anterior los sistemas digitales evitan estos problemas expresando las formas de onda analógicas mediante representaciones digitales binarias. En esencia, es convertir la señal analógica en series de números digitales que se transmiten por el canal de comunicación como datos binarios. Los números binarios representan muestras de la forma de onda.

No obstante, las señales digitales están sometidas al mismo tipo de problemas e imperfecciones que las señales analógicas: atenuación y ruido. Sin embargo las muestras binarias, de una forma de onda analógica se representan con niveles de tensión discretos, a diferencia de las señales analógicas que toman valores no discretos, si no por el contrario toman una cantidad de valores indeterminables. El problema de la relación señal a ruido que se presenta en la señal analógica no se hace presente en las señales digitales porque utilizan un tipo de repetidor diferente, llamado "repetidor regenerativo". Este repetidor no solo amplifica, si no que regenera los pulsos para restituir exactamente la forma que tenía la señal binaria cuando salió del transmisor origen.

A medida que la señal atraviesa el canal, sólo habrá que detectar la presencia o ausencia de un pulso digital binario y no la amplitud de una señal, como en el caso analógico. Aquí radica la mayor ventaja de las señales digitales ya que pueden reconstruirse totalmente antes de que se deterioren hasta quedar por debajo de un determinado umbral. Por lo tanto es posible eliminar completamente el ruido y la atenuación en la señal reconstruida.

El muestreo y regeneración periódicos de la señal se llevan a cabo mediante repetidores regenerativos, representando una ventaja al transmitir en digital, ya que en principio es posible reducir la tasa de error de la señal a un valor tan reducido como se desee simplemente acercando los repetidores. Los repetidores se colocan a lo largo del canal a intervalos definidos, su separación depende de la calidad y tamaño del conductor, de la cantidad de ruido presente en el conductor, de su ancho de banda

y de la velocidad de transmisión en baudios. Así por ejemplo, en los primeros sistemas digitales se contemplaban separaciones de 1.80 metros, en la actualidad los canales de fibra óptica permiten transmitir de forma confiable con repetidores separados entre 35 y 55 kilómetros.

1.2.1.3 Desventajas de los sistemas digitales.

- **Sincronía.**

Para que ordenadores y terminales puedan establecer comunicación es necesario, en primer lugar, que dispongan de un método con el que ambos dispositivos lleven el control de la transmisión en curso. Así un transmisor ya sea un terminal o un ordenador, debe enviar su señal de modo que el receptor sepa cuando buscarla y reconozca los datos a medida que vayan llegando. En esencia, el receptor ha de saber el momento exacto en que llega cada 1 y cada 0 por el canal de comunicaciones. Si el emisor se limita a enviar los datos por el canal sin previo aviso, lo más probable es que el receptor no tenga tiempo suficiente para ajustarse al flujo de datos que empiezan a llegarle, en cuyo caso los primeros bits se perderán, es aquí donde surge la mayor desventaja del envío de información digital, debido a que la información puede perderse irremediablemente. Tal situación no se hace presente en una transmisión analógica debido a que esta no presenta la sincronía como un punto crítico para el envío de información.

Tan es así, que una máquina transmisora ha de enviar primero a la máquina receptora la indicación de que desea hablar con ella, lo cual plantea la necesidad de una base de tiempo común o mutua representado por un "reloj común", tanto en el dispositivo emisor como en el receptor, este proceso forma parte de un protocolo de comunicaciones y suele conocerse como sincronización.

- **Ancho de banda**

La influencia del ancho de banda en un canal de transmisión es importante ya que los canales de transmisión de interés práctico tienen limitado el ancho de banda de frecuencias. Dichas limitaciones se derivan de las propiedades físicas del canal o de

restricciones impuestas para evitar interferencias de otras fuentes. Principalmente, por razones económicas, muchos sistemas de comunicación de datos procuran hacer máxima la cantidad de datos que se pueden enviar por un canal. Uno de los factores que tiende a reducir la capacidad que puede alcanzar un canal recibe el nombre de interferencia entre símbolos o entre bits. Para tener claro este concepto observese la figura 1.2. Si por un canal de banda limitada pasa un pulso rectangular, la limitación en ancho de banda del canal hace que se redondeen las esquinas del pulso, como puede apreciarse en la onda de salida, ocasionando la aparición de una señal no deseada. La prolongación ó sobredisparo de esta señal interfiere con los pulsos anterior y posterior, añadiendo incertidumbre a la señal; en otras palabras, el destino puede interpretar incorrectamente la señal.

Harry Nyquist analizó el problema de interferencia entre símbolos y desarrollo un modelo ideal de pulso redondeado que minimizara la interferencia (este pulso recibe el nombre de coseno alzado). Nyquist también investigó el muestreo de la señal analógica para representarla en forma binaria.

El teorema de muestreo de Nyquist dice que si se muestrea una señal analógica " $2f$ " veces por segundo, las muestras permiten reconstruir perfectamente el espectro de la señal hasta " f " hertz. De esta forma si se muestrea una señal 8000 veces por segundo, se puede reconstruir la señal original exactamente en el margen de frecuencias de 0-4000 hertz.

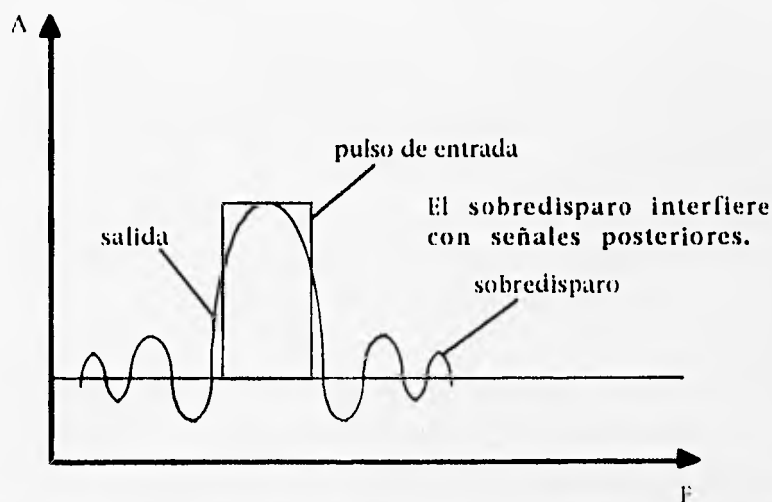


Figura 1.2. Respuesta a un pulso en un canal de banda limitada.

La transmisión en forma binaria suele requerir mucho más ancho de banda que su señal analógica equivalente. Así por ejemplo, la transmisión de 24 canales de voz analógicos requieren unos 96 KHz (24 X 4KHz). Para transmitir esos mismos 24 canales en forma digital, con el formato de multiplexación por división de tiempo estándar T1, se necesitan 776 KHz que representa un ancho de banda de aproximadamente 8 veces superior.

Sin embargo, las ventajas que aporta enviar las señales como datos digitales compensan con creces la necesidad de mayor ancho de banda.

1.2.1.4 Capacidad de canal (enlace).

La capacidad de canal esta determinada por:

- Ancho de banda
- Índice de datos (velocidad de datos)
- Cantidad de ruido en el canal
- Técnicas de modulación
- Técnicas de codificación

La relación que guarda el ancho de banda en la transmisión de datos es como sigue:

A mayor ancho de banda del canal, mayor puede ser la transmisión de datos por el canal. Por el contrario, cuando mayor es la velocidad de transmisión de datos mayor debe ser el ancho de banda para soportar la velocidad de datos. Por ejemplo, si un voltaje positivo representa el 0 binario y un voltaje negativo representa el 1 binario entonces el canal puede soportar dos cambios de voltaje por ciclo. La forma de onda periódica puede representar un 1 o un 0 en cada medio ciclo.

Es importante notar que cada período (t) contiene un bit de valor 0 o 1, así la velocidad de bits por segundo es $2f_1$. Si f_1 es 1000 Hz la razón es de 2000 bit/seg. Es importante señalar que hasta la quinta armónica es necesaria para adecuar la forma de la señal en el canal. Por consiguiente el ancho de banda (W) necesario para 2000 bit/s es: $5f_1 - f_1 = 4\text{KHz}$.

Un ancho de banda de dos veces la velocidad de transmisión de datos proporciona una representación exacta del 1 o 0 binario.

La discusión de este modo ha sido enfocado sobre la velocidad de datos como una función del ancho de banda.

1.2.1.5 Características de un sistema de transmisión digital.

Las principales características de un sistema de transmisión digital son como se ha mencionado: velocidad de transmisión, ancho de banda necesario, relación señal a ruido (SNR) y la probabilidad de error.

Estos cuatro conceptos están íntimamente ligados en la fórmula de Shannon-Hartley referente a la capacidad del canal. Es decir, la máxima capacidad con que podemos transmitir información a través de un canal con determinado ancho de banda y relación señal a ruido, especificados, aunado a una probabilidad de error tan pequeña como se requiere, tiene un límite determinado por la capacidad del canal.

En una transmisión digital se comete un error si en lugar de detectar un símbolo transmitido se detecta otro de los posibles símbolos del código de señales empleado por el sistema. La probabilidad de error es de hecho, la característica que define la calidad del sistema de comunicación, entre más baja sea la probabilidad de error, a una velocidad de transmisión dada, mejor es el sistema. De tal manera que, es uno de los objetivos de diseño más importante de los transmisores y los receptores, desde el punto de vista técnico, es minimizar la probabilidad de error.

Como ya se mencionó, la velocidad de transmisión depende fundamentalmente del ancho de banda del canal y de la relación señal a ruido que se puede tener. Desde luego, entre mayor es la transmisión, mayor cantidad de información se puede transmitir en un momento dado. Así por ejemplo, para transmitir imágenes en movimiento se requiere mucho mayor ancho de banda que para transmitir imágenes fijas o sonido; y a su vez este tipo de señales de información requieren mayor ancho de banda que la transmisión de textos o de datos numéricos.

1.2.1.6 Medida de la información.

La teoría de la información estudia el problema de llevar información de un lugar a otro; esto comprende el problema de la comunicación de información y de los medios para poder realizar dicha comunicación. La comunicación se realiza por medio de un conjunto de símbolos, los cuales obedecen a ciertas reglas y tienen la capacidad de transmitir cierta cantidad de información. El conjunto de símbolos constituye un lenguaje común que facilita el intercambio de información.

Uno de estos conjuntos de símbolos es el código binario que ha venido a ser un elemento fundamental en el avance de la tecnología moderna, tanto en lo referente a la computación como a las comunicaciones. Este código a dado lugar al establecimiento de la medida de la cantidad de información, ya que esta se comunica por medio de símbolos binarios (bits). De esta forma la cantidad de información se mide en bits y está relacionada con la incertidumbre o certeza de que la información que se recibe es la que en realidad se quiso comunicar en la transmisión. Por definición:

$$I(E) = \log_2(1/P(E))$$

Donde: $I(E)$ es la cantidad de información y se mide en bits.

1.2.1.7 Capacidad del canal.

La capacidad del canal es el máximo índice de información a que se puede transmitir a través del canal, con el alfabeto de señales dado. Así la capacidad de un canal con ruido gaussiano (ruido aleatoriamente distribuido sobre el ancho de banda), a través del cual se transmite información con señales analógicas limitadas en banda, es decir, con un ancho de banda finito se determina el teorema de Shannon Hartley como:

$$C = W \log_2(1 + S/N)$$

Donde:

- S es la potencia de la señal que va por el canal, medida en watts.
- N es la potencia de ruido que hay fuera del canal, medida en watts.
- W es el ancho de banda del canal en hertz.

De lo que puede concluirse que la capacidad del canal depende del ancho de banda del canal (W) y de la relación señal a ruido (Noise/Signal).

Ignorando todos los demás condicionamientos, algunos valores típicos en un circuito analógico de la banda vocal usada para datos son: $W=3000$ hertz. $P=0.0001$ watts (-10dBm; una potencia P va expresada en dBm cuando se representa como $10 \times \log P$, con P expresado en miliwatts); $N=0.0000004$ watts; -34dBm. de acuerdo con el teorema de Shannon, el valor de C es:

$$C = 3000(\log_2(1+250)) = 24000 \text{ bps, aproximadamente}$$

El valor obtenido por Shannon para C no se alcanza nunca, porque en todos los casos reales hay más restricciones que las que tiene en cuenta el teorema de Shannon. Además los modems no son ideales.

Sin embargo el teorema de Shannon nos da un límite superior teórico para un canal binario. Cabe señalar que debido a la naturaleza de la función \log_2 , el valor de C se incrementa más ostensiblemente al aumentar W que al aumentar S/N .

Uno de los factores que tiende a reducir la capacidad del canal, determinado por el teorema de Shannon en la fórmula es lo que se conoce como interferencia entre símbolos o entre bits descrito en la sección 1.2.1.3 (pag 14).

1.2.2 Códigos autosincronizados.

Cuando la distancia entre los ordenadores y terminales son grandes, resulta más económico incorporar la temporización a la propia señal que usar un canal de sincronismo aparte. Esto es lo que se conoce como un código autosincronizado. Los códigos que no emplean esta técnica presentan el inconveniente de que el reloj y los datos pueden verse alterados de forma diferente al propagarse por canales distintos. La señal de sincronismo puede verse adelantada o retardada en relación con la señal de datos, lo cual puede provocar que el receptor tenga dificultad para engancharse a esta última.

El código autosincronizado permite al receptor comprobar periódicamente si esta muestreando la línea de datos en el momento exacto que llega un bit. Lo anterior exige, en condiciones ideales que la línea cambie de estado en forma continua. Los mejores códigos autosincronizados son aquellos en los cuales el estado de la línea cambia muy frecuentemente, ya que estos cambios de estado, por ejemplo, saltos de tensión, permiten al receptor seguir reajustando su propio funcionamiento de acuerdo con la señal.

Lo único que hace el reloj es proporcionar la referencia para los unos y ceros individuales. La idea consiste en disponer de un código que presente transiciones regulares y frecuentes sobre el canal.

En la figura 1.3 podemos ver varios ejemplos de los métodos de codificación binario más empleados en la industria, es necesario presentarlos aquí para poder entender explicaciones posteriores. No hay que olvidar que las señales reales no son tan perfectas y cuadradas como lo muestra la figura 1.3(a), sino más bien como lo muestra la figura 1.3(e). Las señales muestran las siguientes características:

- Código Unipolar. La señal no toma nunca valores negativos cuando toma valores positivos o viceversa (es decir su signo algebraico no cambia: cero volts para el 1 y tres volts para el 0).
- Código polar. La señal toma valores positivos y negativos (los signos opuestos identifican los estados lógicos: +3 y -3 volts)
- Código bipolar. Este tipo de codificación se le conoce como de retorno a cero (Return to Zero, RZ). La señal varía entre tres niveles (+3, 0 y -3 volts).
- Código con inversión alternada del uno (AMI). Representa los unos mediante pulsos cuya polaridad va alternando de un 1 al siguiente, con un 0 no existe señal en la línea.
- Código 4B3T. Es un código mediante el cual 4 bits son representados por 3 bits los cuales obedecen un orden preestablecido.

- Código 2B1Q. Representa dos bits en uno solo. Mediante la codificación de estos dos bits en cuatro posibilidades, la Q (cuartenario) indica el número de niveles posibles es decir, 4 posibilidades.
- HDB3. El esquema de codificación que utiliza el E1 es HDB3. Como el anterior, este sistema se basa en codificación bipolar (High Density Bipolar -3 Zeros) en este caso el esquema reemplaza tramas de 4 ceros con secuencias que contengan 1 o 2 pulsos.
- Código B3ZS. (Código binario de sustitución de tres ceros). Con este código de tres ceros en la línea de datos se codifica como uno de dos posibles códigos
 00V: Dos intervalos de bit sin pulso por un pulso de violación.
 BOV: Pulso con alteración bipolar, ausencia de pulso y bit de violación.

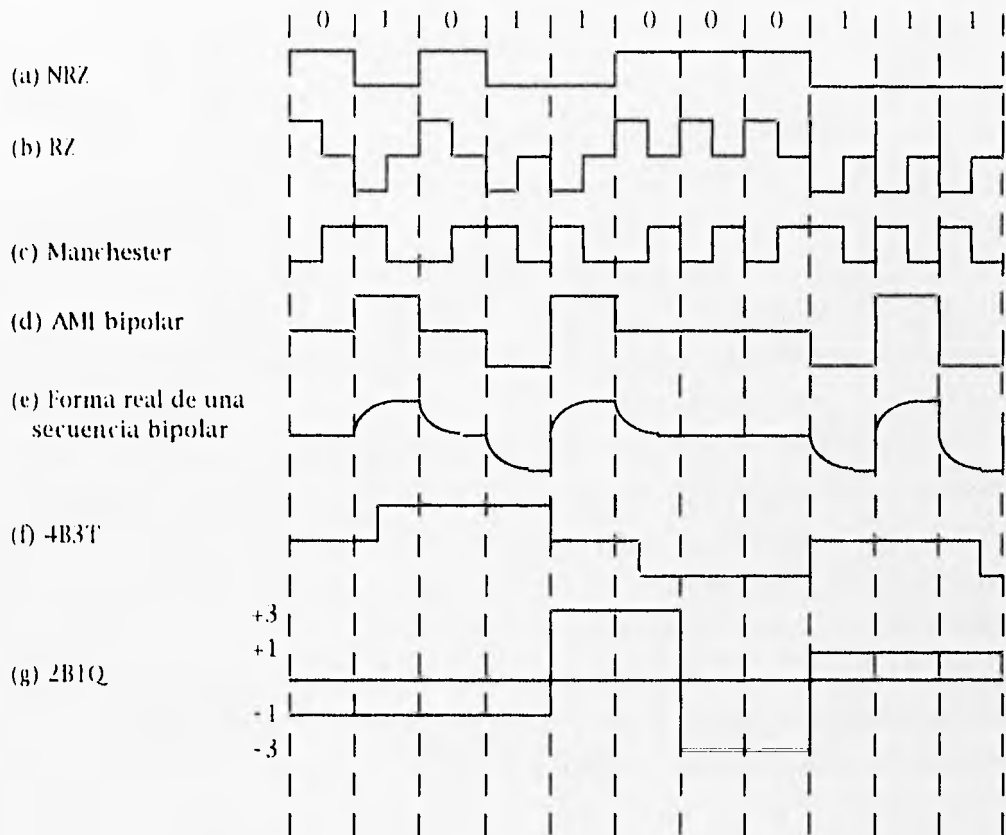


Figura 1.3 Códigos Digitales.

- Código B6ZS. (Código binario de sustitución de 6 ceros). Cuando aparecen seis ceros son sustituidos por un formato el cual depende de los pulsos precedidos.
- Código B8ZS. (Código binario de sustitución de 8 ceros). Si un octeto de 8 ceros ocurre y el último pulso de voltaje que se recibió fue positivo, entonces los 8 ceros del octeto son codificados como 000 + - 0 - +. Si por el contrario un octeto de 8 ceros ocurre y el último pulso de voltaje que se recibió fue negativo, entonces los 8 ceros del octeto son codificados como 000 - + 0 + -.

En la figura 1.3(a) aparecen códigos sin retorno a cero (NRZ). Como puede observarse, el nivel de la señal permanece estable durante todo el intervalo de bit. En este caso la señal permanece al nivel bajo para representar un 1, y un nivel alto para expresar el cero (muchos dispositivos emplean tensiones opuestas), el esquema NRZ es muy empleado en comunicaciones por su relativa sencillez y bajo costo.

Además un código NRZ emplea el ancho de banda con gran eficiencia, puesto que es posible representar un bit con cada baudio (cambio de la señal). No obstante carece de la posibilidad de autosincronización, ya que por ejemplo, en una serie de 1's o 0's continuos no aparecerá transición alguna en el canal, lo cual puede ocasionar que el reloj del receptor se desplace con respecto a la señal entrante, con lo que los datos de la línea no se muestrearán en el instante correcto, y el emisor y receptor perderán la sincronización mutua. Un código NRZ goza de una amplia difusión en los sistemas de comunicaciones, ya que no exige codificación o decodificación adicionales.

Los códigos con retorno a cero (RZ) introducen en la señal un cambio de nivel, en cada intervalo de bit. Este esquema aparece en la figura 1.3(b). El código RZ presenta una transición en cada intervalo de bit, por lo que posee buenas características de sincronización. La principal desventaja radica en que exige dos transiciones de la señal por cada bit lo cual significa que en un código RZ necesita un ancho de banda doble que el de los códigos NRZ convencionales. Este tipo de códigos se emplean en algunos de los más avanzados sistemas asociados con las redes locales, las fibras ópticas y las tecnologías relacionadas con la luz.

La figura 1.3(c) muestra el código Manchester muy empleado en los sistemas modernos de comunicaciones. El código presenta un cambio de estado en cada intervalo y por lo tanto está dotado de un buen sincronismo, en el esquema

manchester, el 1 lógico se representa como un ciclo de onda cuadrada, con la marca en nivel alto en el primer medio ciclo y un espacio en el segundo medio ciclo, para el 0 lógico la situación es inversa, es decir, el primer medio ciclo comienza con un espacio y el siguiente medio ciclo del bit termina con una marca. Sin embargo al igual que el código RZ exige una velocidad binaria doble de la velocidad de transmisión de bits. Además los dispositivos de interfaz que se emplean para conseguir estas velocidades binarios son bastante más costosos que las interfases NRZ. El código Manchester se utiliza en grabaciones en cinta magnética, enlaces de fibra óptica, líneas coaxiales y redes de área local.

En la figura 1.3(d) nos muestra un código empleado por empresas tales como AT&T, las empresas relacionadas con Bell y otras compañías telefónicas llamado originalmente código PCM de Bell System. Su estructura de señalización es un ejemplo de AMI bipolar, en que se emplean pulsos de polaridad alternada para codificar los 1's binarios. Este código presenta algunos problemas cuando aparece una larga cadena de 0's durante una transmisión. Los componentes del sistema no pueden sincronizar de ninguna forma los bits 0 ya que el estado de la línea no cambia. No obstante existen otros métodos con los cuales pueden conseguirse que aparezca periódicamente algún cambio de estado de línea, incluso en el caso de que el mensaje incluya una larga serie de 0's

Los esquemas de codificación mostrados en la figura 1.3(f) y 1.3(g) son empleados en circuitos de acceso a una red ISDN. Estos funcionan a una razón de 160 Kbps sobre cable de par trenzado y abarca distancias arriba de varios kilómetros. Ambos códigos son ejemplos de códigos de reducción de razón de baudios, lo que significa que más de un bit es representado por un único pulso (tiempo de celda). La mayor ventaja es que el cruce de líneas o interferencia es reducido propiamente por la variación de amplitud pequeña entre pulsos adyacentes.

Ambos códigos son clasificados como "mBnL" lo que significa que en una secuencia de "m" bits de entrada es representado por "n" pulsos de cada "L" niveles donde $n < m$ y $L > 2$. El código 4B3T también es conocido como estado de monitoreo codificado 43 ó MMS43. La figura 1.3(f) muestra la codificación 4B3T la T indica 3 (ternario) niveles, representado por polaridades +, 0, -. Por lo tanto 4 bits de entrada son representados por 3 pulsos (bits) de tres niveles. La razón de baudios es $3/4$ dando una reducción de razón de baudios de $1/4$.

Los códigos de 3 símbolos transmitidos por cada secuencia de 4 bits de entrada son seleccionados de una de 4 columnas de la tabla 1-1. Asociado a cada dígito en la columna esta un número del 1 al 4 que indica la próxima columna de la cual el código siguiente deberá ser seleccionado. De este modo en el ejemplo: la primera secuencia de 4 bits 0101 es escogido de la columna 1 (0++) y la próxima columna es 4. La próxima secuencia 1000 es así elegida de la columna 4 (0--) y la próxima columna es 2 y así sucesivamente. Puede deducirse de la tabla que hay 27 diferentes palabras código. Puesto que hay 16 posibles secuencias de entrada (4 bits). El código contiene redundancia que puede ser explotada para control de error. Además, el contenido de la tabla es seleccionado tal que con una secuencia de entrada al azar significa que el ancho de banda requerido es más bajo que cuando la codificación no es empleada

Secuencia binaria	1		2		3		4	
	Código	Próximo código	Código	Próximo código	Código	Próximo código	Código	Próximo código
0001	0-+	1	0-+	2	0-+	3	0-+	4
0111	-0+	1	-0+	2	-0+	3	-0+	4
0100	--0	1	--0	2	--0	3	--0	4
0010	+0-	1	+0-	2	+0-	3	+0-	4
1011	+0-	1	+0-	2	+0-	3	+0-	4
1110	0+-	1	0+-	2	0+-	3	0+-	4
1001	+++	2	+++	3	+++	4	---	1
0011	00+	2	00+	3	00+	4	--0	2
1101	0+0	2	0+0	3	0+0	4	-0-	2
1000	+00	2	+00	3	+00	4	0--	2
0110	--+	2	--+	3	--+	2	--+	3
1010	++-	2	++-	3	++-	2	++-	3
1111	++0	3	00-	1	00-	2	00-	3
0000	+0+	3	0-0	1	0-0	2	0-0	3
0101	0++	4	-00	1	-00	2	-00	3
1100	+++	4	+-	1	+-	2	+-	3

Nota: El símbolo 000 es decodificado dentro de la secuencia binaria 0000.

Tabla 1-1. Patrón de codificación 4B3T.

El código de la figura 1.3(g) es conocido como 2B1Q, la Q indica 4 (cuartenario) niveles de pulso - conocido como quats. Por lo tanto cada secuencia de 2 bits de entrada es transmitido en uno de 4 niveles de pulso. Así puede observarse en el ejemplo, que los 4 niveles son representados por los símbolos -3, +1, -1, +3 para indicar simetría con respecto a cero y espaciamiento igual entre estados.

El primer bit en cada par de dígitos binarios determina el signo (1=+, 0=-) y el segundo bit la magnitud (1=1, 0=3). No hay redundancia en este código pero la razón de baudios es 1/2 comparada con 3/4 del 4B3T. Es actualmente el código más adoptado. La figura 1.4 ilustra lo expuesto en 2B1Q.

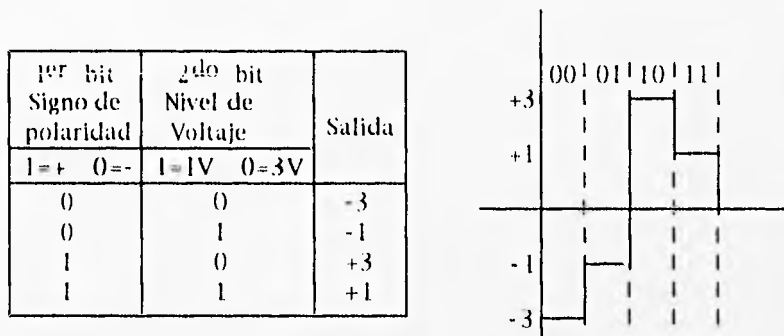


Figura 1.4. Codificación cuaternaria.

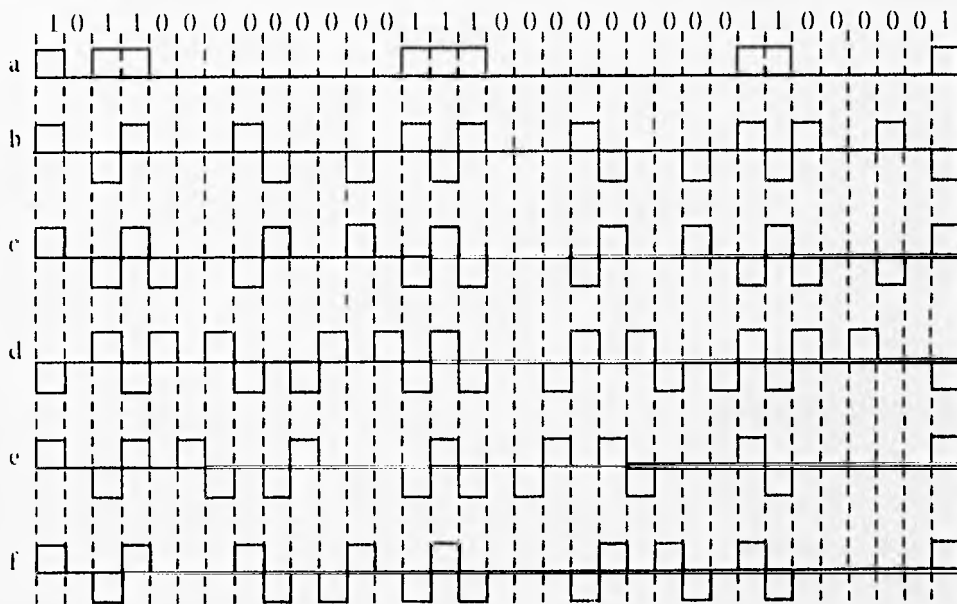
1.2.2.1 Códigos BNZS.

La codificación bipolar requiere una mínima densidad de 1's binarios en el flujo de datos para poder mantener la temporización en los repetidores. Aunque una larga hilera de 0's es excluida, una baja densidad de pulsos aumenta los problemas de temporización. Para solucionar esta dificultad, la mayor parte de los sistemas recientes de transmisión digital utilizan algunos tipos de substitución de los datos, para reemplazar largas cadenas de 0's con códigos especiales para incrementar la densidad de pulsos. En realidad estos sistemas reemplazan N ceros con un código especial de N-longitud, este intento provoca una violación bipolar. Por lo tanto, son llamados códigos binarios de substitución de N ceros.

HDB3 reemplaza cuaternas de ceros con un código de sustitución. No concede más que tres ceros consecutivos de donde deriva su nombre HDB3. Es idéntico a B3ZS excepto que sustituye cuatro ceros consecutivos, mientras B3ZS sustituye tres ceros consecutivos. HDB3 se apega a las siguientes normas. Ver la tabla 1-2

Normas de codificación del HDB3		
Polaridad del pulso precedente	Número de pulsos 1's desde la última sustitución	
	Impar	Par
-	000-	+00+
+	000+	-00-

Tabla 1-2



- (a) Código binario unipolar.
- (b) HDB3 = B4ZS (El último bit es negativo y par).
- (c) HDB3 = B4ZS (El último bit es negativo e impar).
- (d) HDB2 = B3ZS (El último bit es positivo e impar).
- (e) Codificación B6ZS.
- (f) Codificación B8ZS.

Figura 1.5 Códigos BNZS

- 1's alternos en polaridad.
- Hileras de cuatro ceros 0's son substituidos como sigue:
 - * El primer bit de los cuatro bits del código es codificado como un cero si el 1 precedido de la señal HDB3 tiene una polaridad opuesta a la polaridad de la violación precedida y no es una violación de si misma, de otra manera, es codificada como un 1.
 - * El segundo y tercer bit son siempre codificados como 0's.
 - * El último bit es codificado como un 1, y la polaridad debe violar la norma AMI (por lo tanto, substituciones sucesivas producen violaciones sucesivas). La figura 1.5(b) y 1.5(c) ilustra un ejemplo de codificación con HDB3.

Varias técnicas BNZS son empleadas para aumentar la densidad de pulsos. Entre ellas se encuentra el código B3ZS. Este método es llamado substitución binaria de tres ceros y es usado en varios sistemas en Norte América. Europa y CCITT lo especifica para sistemas de cable coaxial de alta velocidad. Cada hilera de tres ceros en la línea de datos es codificada con uno de dos códigos.

00V : Dos intervalos de bit sin pulsos (00), seguidos por un pulso de violación bipolar (V).

B0V : Un pulso con alteración bipolar (B) seguido sin pulso (0), continuado por un pulso de violación bipolar (V).

Nótese que la última posición del bit contiene la violación bipolar. Esta posición lo hace fácil para identificar la posición de la substitución. La elección de 00V o B0V esta basada en guardar el número de no violación de pulsos (B), pulsos entre violación (V) en un número par. Si en un número incrementado de 1's ha sido transmitido desde la última substitución (número de pulsos bipolares igual a un número impar), 00V es codificado. Si todos los números de 1's han sido transmitidos con la alternancia de pulsos bipolares en un número par, el B0V es codificado. La tabla resume la norma de substitución B3ZS.

Para decodificar se debe aplicar la tabla 1-3 mostrada dependiendo de la hilera de datos, que se muestra en la 1.5(d).

Normas de codificación B3ZS		
Polaridad del pulso precedente	Número de pulsos 1's desde la última susustitución	
	Impar	Par
-	00-	+0+
+	00+	-0-

Tabla 1-3

Los sistemas AT&T/Bell (T2, Portadora 6,312 Mbit/s) emplean el código bipolar con substitución de 6 ceros (B6ZS). El CCITT especifica B6ZS por sus 6.312 Kbit/s digital por par de cable. En este formato, un código es substituido cuando 6 0's continuos aparecen dependiendo de la polaridad del pulso precedente a los 0's. La tabla 1-4 define las normas para B6ZS.

Otro esquema de código usado en varios de los más recientes sistemas T1 es conocido como supresión binario de ocho ceros o B8ZS. El código es también especificado por el T1 (portadora 1.544 Mbit/seg por el CCITT).

B8ZS es otro código AMI modificado, 8 ceros consecutivos son reemplazados con 000+-0+- si el pulso precedido es positivo. Si el pulso precedido es negativo, la substitución es 000-+0+-.

Normas de codificación B6ZS	
Polaridad del pulso precedente	Sustitución de 6 bits ceros
-	0 - + 0 + -
+	0 + - 0 - +

Tabla 1-4

La tabla 1-5 resume la norma B8ZS y la figura 1.5(f) muestra un ejemplo de la sustitución lógica.

Norma de codificación B8ZS	
Polaridad del pulso precedente	Sustitución de 8 bits ceros
-	0 0 0 - + 0 + -
+	0 0 0 + - 0 - +

Tabla 1-5

1.2.3 Modulación de señales digitales.

Para sistemas digitales de comunicación que emplean señales pasa banda, resulta ventajoso modular una señal portadora con la corriente digital de datos, antes de la transmisión. Las tres formas básicas de la modulación digital correspondiente a la AM, FM y la PM se conocen como conmutación de corrimiento en amplitud ASK (Amplitude Shift Keying), conmutación de corrimiento de frecuencia FSK (Frequency Shift Keying), Conmutación de corrimiento de fase PSK (Phase Shift Keying). Observando la forma de la señal analógica se vé que una señal presenta las siguientes características:

- 1) La amplitud de la señal.
- 2) La frecuencia de la señal.
- 3) La fase de la señal.

La información digital puede ser modulada por la modificación de una o varias de estas características.

$$S = A \text{ Sen } (\omega t + \emptyset)$$

donde:

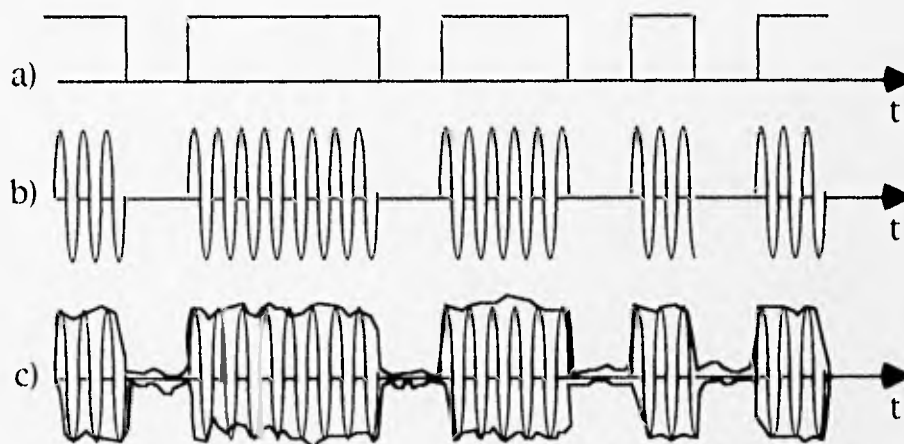
- A = Amplitud
- ω = Frecuencia
- \emptyset = Fase

1.2.3.1 Modulación en amplitud (ASK).

En la conmutación por desplazamiento en amplitud, la amplitud de una señal portadora de alta frecuencia se alterna entre dos o más valores en respuesta al código PCM. Para el caso binario la elección habitual es el conmutador encendido/apagado (abreviado a veces OOK por las siglas On/Off Keying). La onda de amplitud modulada consiste en pulsos RF, llamados marcas, que representan el valor binario de 1 y espacios que representan en valor binario 0, es decir, en esta técnica de modulación la amplitud de la señal contiene la información.

En la 1.6 se muestra una onda ASK para un código PCM dado, así como en la AM, el ancho de banda básico se duplica en el ASK. La onda ASK para un pulso puede escribirse:

$$g(t) = \begin{cases} A \operatorname{sen}(\omega_c t) & 0 \leq t \leq T \\ 0 & \text{En cualquier otro caso} \end{cases}$$



- a) Código PCM
- b) Onda ASK de banda limitada
- c) Onda real ASK

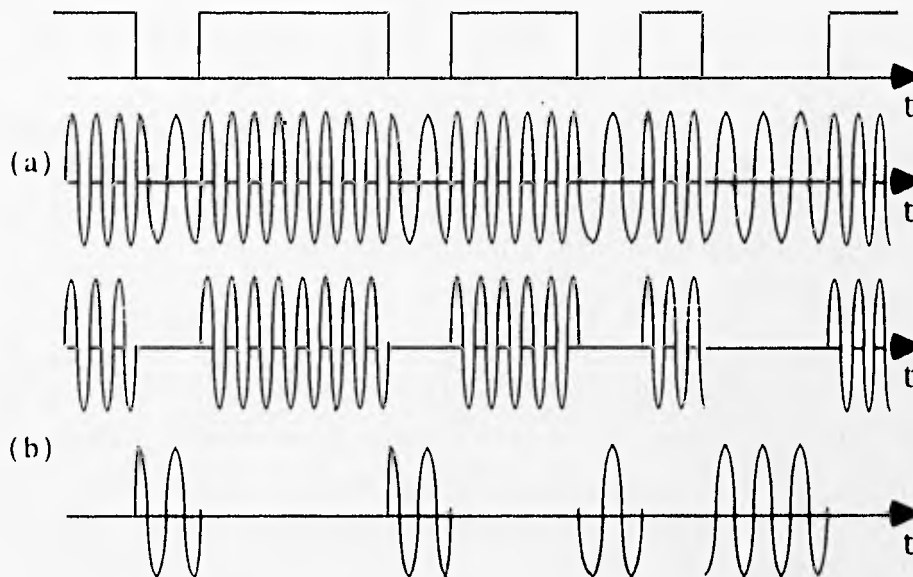
Figura 1.6. Onda binaria ASK.

1.2.3.2 Modulación en frecuencia (FSK).

Consiste en variar la frecuencia de la señal portadora en función de la señal de entrada. En este tipo de modulación la frecuencia instantánea de la señal se alterna entre dos o más valores en respuesta al código PCM. Por tal motivo, la onda FSK puede considerarse compuesta por dos ondas ASK de diferentes frecuencias portadoras.

La figura 1.7(a) muestra una onda FSK idealizada correspondiente al código PCM, la figura 1.7(b) su descomposición en dos ondas ASK.

Así la frecuencia de la señal es usada como la información portadora. El 0 esta representado por cierta frecuencia, y el 1 esta representado por diferente frecuencia.



**Figura 1.7: (a) Onda FSK idealizada.
(b) Descomposición en dos ondas ASK.**

La representación matemática, para enviar cualquiera de los dos símbolos binarios pueden ser a través de dos ondas.

$$g(t) = \begin{cases} A \sin (m\omega_c t) & 0 < t < T \\ 0 & \text{En cualquier otro caso} \end{cases}$$

$$g(t) = \begin{cases} A \sin (n\omega_c t) & 0 < t < T \\ 0 & \text{En cualquier otro caso} \end{cases}$$

Donde $n \neq m$ son un factor de las frecuencias

1.2.3.3 Modulación de fase (PSK).

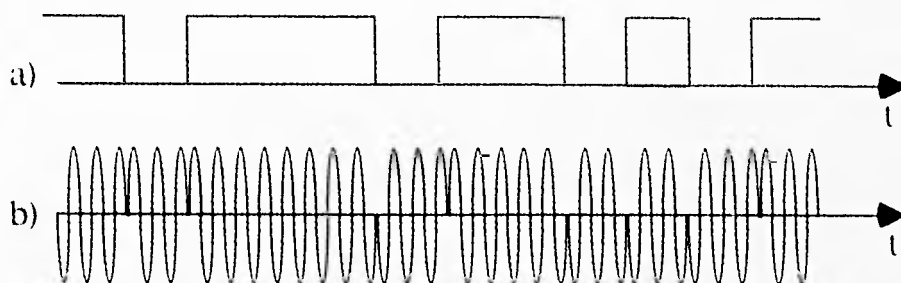
En este caso se provocan cambios bruscos en la fase de la señal portadora según sea el nivel de la señal de entrada. Así la fase de la señal se alterna entre dos (o más) valores en respuesta al código PCM. Para PCM binario es conveniente un defasamiento de 180° para que simplifique el diseño del demodulador y por ello se emplea a menudo. Esta elección particular se conoce comunmente como conmutador inverso de fase (PRK) para esta técnica de modulación la información esta contenida en la fase izquierda de la señal a una señal de referencia.

En un sistema PSK una referencia de fase será necesitada en el receptor para interpretar la información. Un 1 lógico es codificado como una fase izquierda de 0° con respecto a la señal de referencia. Un cero lógico es codificado como una fase izquierda de 180° con respecto a la señal de referencia. En la figura 1.8 se muestra una onda PSK. La onda PSK puede expresarse como:

$$\Delta_1(t) = A \sin (\omega_c t) \quad \text{donde:}$$

$$\Delta_2(t) = -A \sin (\omega_c t) \quad F_2(t) = -F_1(t)$$

Este tipo de señales se conoce como antipódica, es decir, las dos señales que denotan los dos posibles simbolos de información tienen exactamente la misma forma pero polaridad opuesta.



a) Código PCM
b) Onda PSK

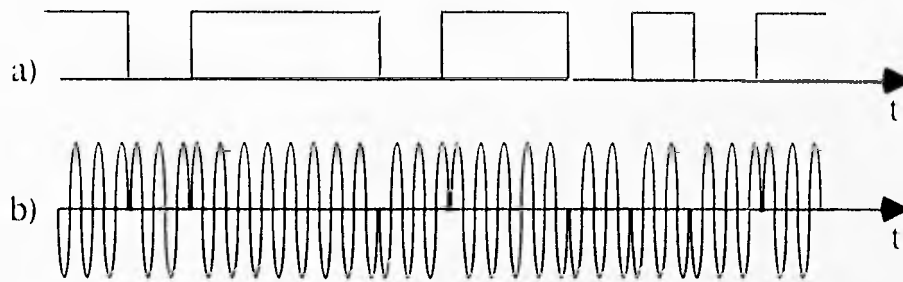
Figura 1.8 Onda PSK.

Ninguno de los métodos de modulación digital es particularmente eficiente en términos de ancho de banda empleado. Hasta aquí en los sistemas se ha considerado que sólo se puede transmitir una de dos posibles señales durante cada intervalo de señalización. Tales sistemas tienen una eficiencia teórica de ancho de banda de 1 bps/Hz. En muchas aplicaciones un sistema de transmisión resulta más económico sí, en un ancho de banda determinado, pueden transmitirse más bits por segundo. Esto conduce al examen de métodos de numeración M-naria en los que se transmite una de m posibles señales durante cada intervalo de señalización.

1.2.3.4 Modulación QAM/QPSK.

El primer intento de aumentar la eficiencia espectral es utilizar el principio de la multiplexión de cuadratura en la que se combinan dos señales moduladas en cuadratura de fase.

Aprovechando la ortogonalidad de Senos y Cosenos, es posible transmitir y recibir dos señales diferentes simultáneamente en la misma frecuencia portadora, en la figura 1.9 aparece un esquema para hacer esto, conocido como multiplexión de cuadratura. Esto se puede desarrollar y probar que cada señal puede recuperarse



a) Código PCM
b) Onda PSK

Figura 1.8 Onda PSK.

Ninguno de los métodos de modulación digital es particularmente eficiente en términos de ancho de banda empleado. Hasta aquí en los sistemas se ha considerado que sólo se puede transmitir una de dos posibles señales durante cada intervalo de señalización. Tales sistemas tienen una eficiencia teórica de ancho de banda de 1 bps/Hz. En muchas aplicaciones un sistema de transmisión resulta más económico si, en un ancho de banda determinado, pueden transmitirse más bits por segundo. Esto conduce al examen de métodos de numeración M-naria en los que se transmite una de m posibles señales durante cada intervalo de señalización.

1.2.3.4 Modulación QAM/QPSK.

El primer intento de aumentar la eficiencia espectral es utilizar el principio de la multiplexión de cuadratura en la que se combinan dos señales moduladas en cuadratura de fase.

Aprovechando la ortogonalidad de Senos y Cosenos, es posible transmitir y recibir dos señales diferentes simultáneamente en la misma frecuencia portadora, en la figura 1.9 aparece un esquema para hacer esto, conocido como multiplexión de cuadratura. Esto se puede desarrollar y probar que cada señal puede recuperarse

por detección sincrónica de la señal recibida con portadoras de igual frecuencia pero en cuadratura de fase.

$$A(t) = f_1(t)\cos \omega_c t + f_2(t)\sin \omega_c t$$

$$\begin{aligned} A(t)\cos \omega_c t &= f_1(t)\cos^2 \omega_c t + f_2(t)\sin \omega_c t \cos \omega_c t \\ &= 1/2f_1(t) + 1/2f_1(t)\cos 2\omega_c t + 1/2f_2(t)\sin 2\omega_c t \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} A(t)\sin \omega_c t &= f_1(t)\cos \omega_c t \sin \omega_c t + f_2(t)\sin^2 \omega_c t \\ &= 1/2f_1(t)\sin 2\omega_c t + 1/2f_2(t) - 1/2f_2(t)\cos 2\omega_c t \end{aligned}$$

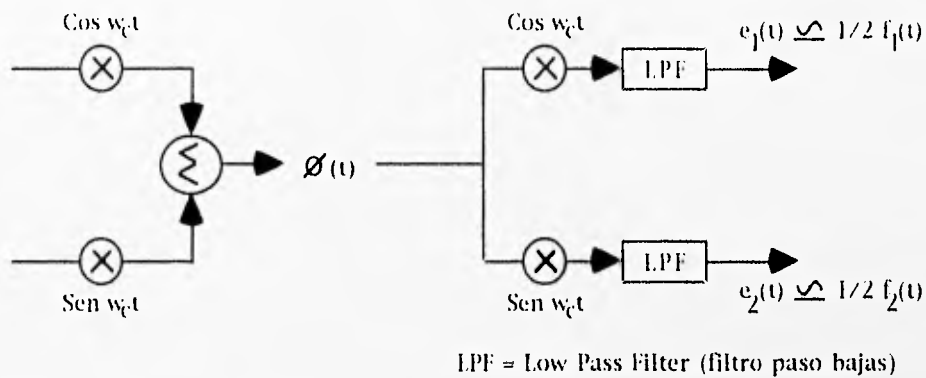


Figura 1.9. Sistema de multiplexión de cuadratura.

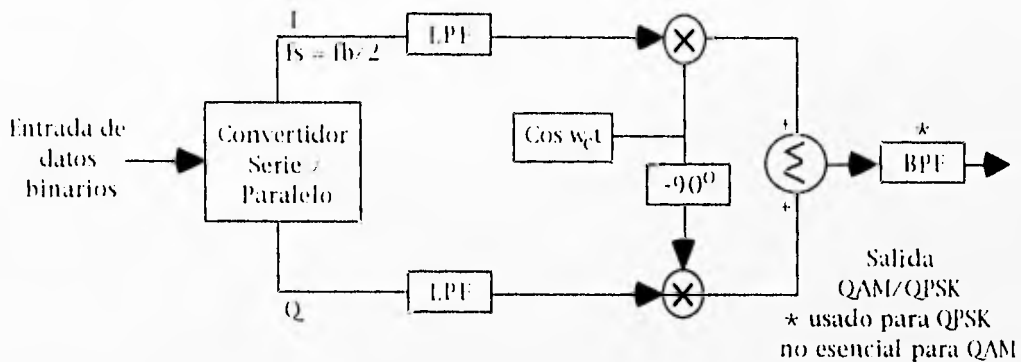
Si en el filtro paso bajas, todos los términos en $2\omega_c$ se atenúan, resulta

$$e_1(t) = 1/2 f_1(t)$$

$$e_2(t) = 1/2 f_2(t)$$

Por lo que la multiplexión de cuadratura resulta un método eficaz para transmitir dos señales de mensaje dentro del mismo ancho de banda. Requiere de una sincronización precisa de fase del transmisor y el receptor.

En la figura 1.10 se muestra un sistema básico modulador llamado AM de cuadratura QAM.



LPF = Low Pass Filter (filtro paso bajas)
 BPF = Band Pass Filter (filtro paso banda)

Figura 1.10. Diagrama a bloques de un modulador QAM/ QPSK.

De la figura anterior, el convertidor serie a paralelo recibe la corriente de datos a razón de $f_b = 1/T_b$ bps y entrega dos corrientes paralelas a $f_s = 1/T_s$ bps, siendo $T_s = 2T_b$. Donde, f_s es la razón de símbolos o razón de baud y f_b la razón de bits total del sistema.

La señal I usa la referencia de portadora en fase y la señal Q con la referencia portadora en cuadratura. Las señales I y Q se suman para formar la señal QAM resultante.

Como $f_s = f_b/2$, (es decir, el f_b se dividió en dos fuentes: I y Q) la eficiencia del ancho de banda de la QAM es de 2 bps/Hz. Observando los diagramas fasoriales 1.11 revelan que la QAM puede verse como modulación en fase si las señales I y Q tienen magnitudes idénticas. Tales sistemas se conocen comúnmente como PSK de cuadratura (QPSK).

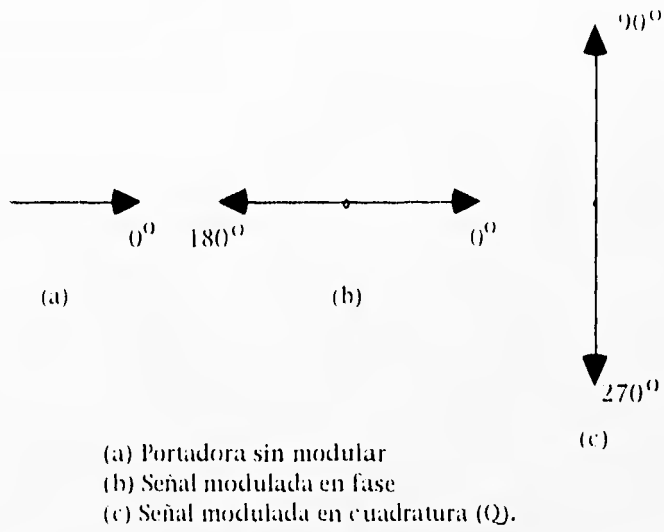


Figura 1.11. Diagramas fasoriales de la modulación QAM/QPSK.

Como se indica en la figura 1.12, se utiliza codificación de Gray de forma que los estados de señales adyacentes difieren en un solo bit.

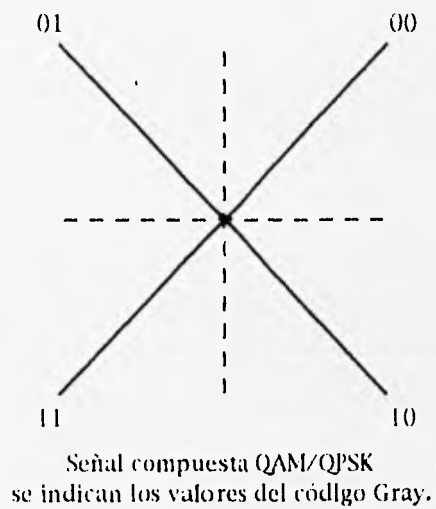


Figura 1.12. Diagramas fasoriales de la modulación QAM/QPSK.

En la modulación QPSK toda la información es conducida por la fase y es deseable una envolvente constante. Los filtros pasabajo del diagrama del modulador en la figura 1.9 se utilizan simplemente para restringir el ancho de banda de la corriente de datos a menos de la frecuencia portadora. La principal formación espectral en los sistemas QPSK se obtiene con un filtro pasabanda después de la suma I y Q. Las atenuaciones o ganancias relativas en los circuitos I y Q se mantienen todo lo igual que sea posible.

Así, la diferencia entre la QAM cuaternaria y la QPSK es que los sistemas QAM emplean filtrado de premodulación (paso-bajo) para la formación espectral, mientras que los QPSK utilizan filtrado de post-modulación (pasa-Banda) e intentar mantener una envolvente constante en la onda modulada.

Teóricamente, ambos sistemas tienen idénticas densidades espectrales de potencia y probabilidad de error. Debido a estas similitudes y a la popularidad relativa de los sistemas QPSK, este término se utiliza frecuentemente también para los sistemas QAM.

Para la QPSK, durante cada intervalo de símbolo T_s se transmite una de cuatro posibles ondas de señal que son las siguientes:

$$S_1(t) = A \cos w_c t$$

$$S_2(t) = -A \sin w_c t$$

$$S_3(t) = -A \cos w_c t$$

$$S_4(t) = A \sin w_c t$$

Estas ondas corresponden y representan corrimientos de fase de 0° , 90° , 180° y 270° como se muestra en el diagrama fasorial de la figura 1.11.

En síntesis los sistemas QAM y QPSK tienen eficiencia de ancho de banda hasta 2 bps/Hz. Ofrecen un atractivo balance entre razones más altas de datos con buenas características de rendimiento (una potencia aceptable contra intercambio de ancho de banda). Se utilizan ampliamente en la práctica para transmisión de datos a velocidad media.

1.2.3.4.1 Representación de una señal de cuadratura.

Una técnica para determinar la afectación de la calidad de la señal es el empleo del diagrama ojo ternario.

El diagrama de fase, también conocido como patrón de constelación, es utilizado para representar la modulación de cuadratura. La señal $\text{Cos}(2\pi f_c t)$ es referida como una señal en fase o "I"; La señal $\text{Sen}(2\pi f_c t)$ es referida como una señal fuera de fase ó "Q". Esta relación es representada en la tabla 1-6 y la figura 1.13.

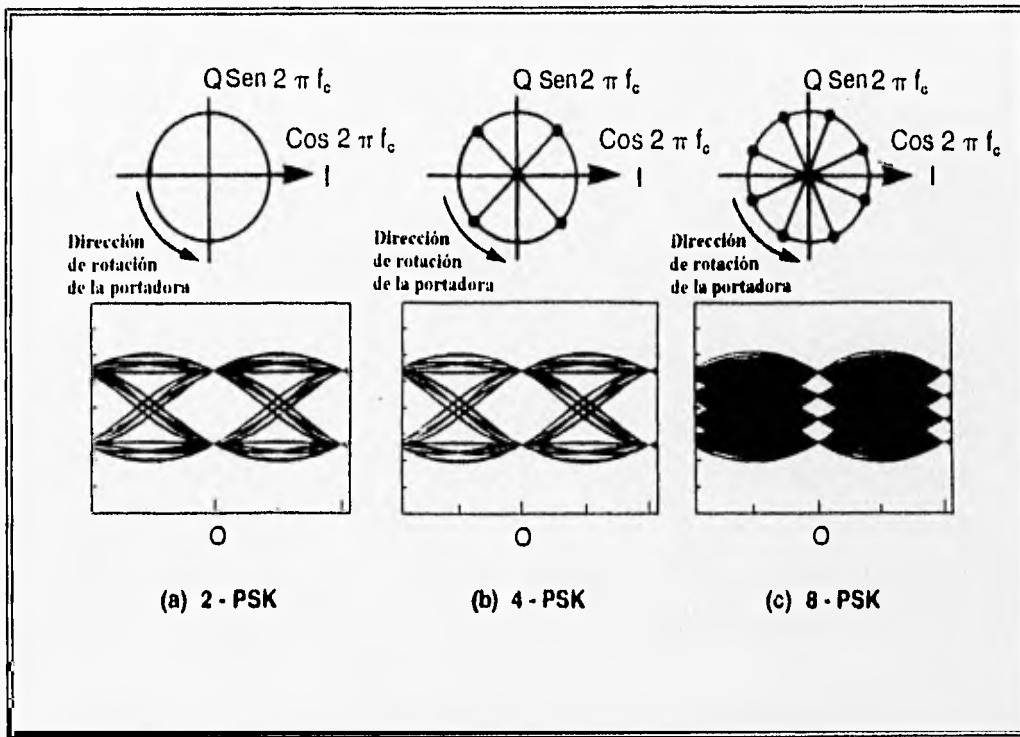


Figura 1.13. Señales I y Q.

Bits de datos	Cuadratura (sin 2pf _c)	Coefficientes (cos 2pf _c)
4 PSK		
01	-0.707	0.707
00	-0.707	-0.707
10	0.707	-0.707
11	0.707	0.707
8 PSK		
011	-0.383	0.924
010	-0.924	0.383
000	-0.924	-0.383
001	-0.383	-0.924
101	0.383	-0.924
100	0.924	-0.383
110	0.924	0.383
111	0.383	0.924

Tabla 1-6. Coeficientes de cuadratura 4 y 8 PSK's.

El diagrama de fase para un modem PSK-8 es mostrado en la figura 1.13. Los coeficientes de cuadratura para PSK-4 y PSK-8 son representados en la tabla 1-6.

Por otro lado la distancia (d) entre puntos adyacentes en un sistema PSK es:

$$d = 2 \text{ Sen } (\pi/n)$$

Donde : n = Número de fases

Así, para incrementos de n, resulta en una razón de bits incrementados, pero los puntos se concentran muy próximos y por lo tanto son muy difíciles de distinguir unos de otros por el receptor.

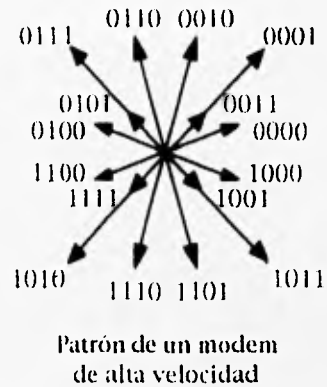
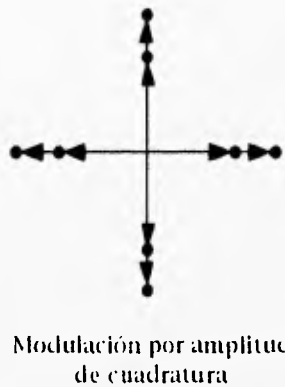
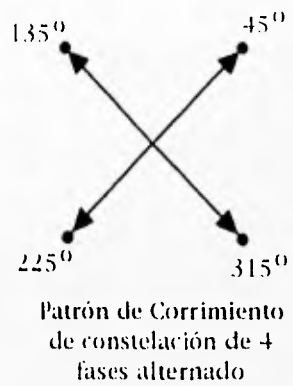
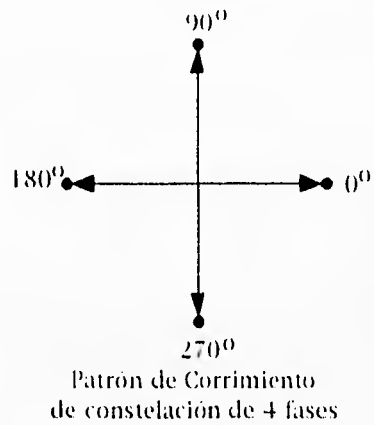
Una extensión de la modulación PSK multifase es QAM (observese la figura 1.14). Es muy utilizado por BELL y CCITT en DCE's de alta velocidad. Los puntos en la figura representan puntos de señales compuestas y niveles de amplitud en cada canal de cuadratura. La figura 1.14(a) ilustra el concepto de patrón de constelación, de tal forma los planos Q e I mostrados en la figura 1.13 pueden ser relacionados con la constelación de puntos en la figura 1.14(a).

De esta forma los espectros de fase para QAM y PSK son idénticos. Por ejemplo, una forma de espectro de 16 PSK, es lo mismo que para una forma de espectro de 16 QAM. Pero un sistema QAM muestra considerablemente mejor la representación de errores que su contraparte PSK, así lo evidencia la figura 1.14(b), la distancia es menor entre puntos en un sistema PSK. Por otra parte, continuando con la expresión para distancias QAM entre puntos adyacentes, muestra que un sistema QAM n-ario se realiza mejor que un sistema PSK n-ario.

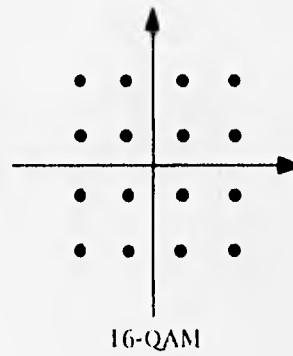
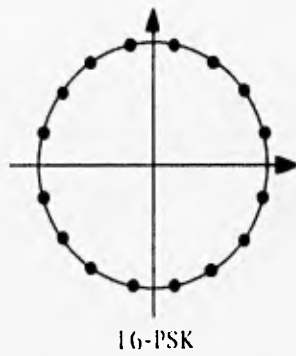
$$\frac{\sqrt{2}}{L-1}$$

Donde L = nivel de voltaje en cada eje.

Los sistemas QAM no necesitan que las señales I y Q coincidan. Son independientes. De este modo las señales pueden ser aplicadas para reproducir una forma de onda tal como la que se representa en la figura 1.15 junto con la tabla 1-7. Estos sistemas son actualmente muy empleados y se encuentran en algunas implementaciones de BELL y CCITT en su series de modems V.



(a) Patrones de constelación



(b) Distancia entre puntos en un sistema 16-PSK y 16-QAM

Figura 1.14. Patrón de constelación de modulación multinivel.

Combinación de bits	Señal de fase (4 fases)	señal de amplitud (2 amplitudes)
000 = $A_1\Delta_1$	Δ_1 = Corrimiento de fase de 0° . Δ_2 = Corrimiento de fase de 90° . Δ_3 = Corrimiento de fase de 180° . Δ_4 = Corrimiento de fase de 270° .	A_1 = Amplitud baja A_2 = Amplitud alta
001 = $A_2\Delta_1$		
010 = $A_1\Delta_2$		
011 = $A_2\Delta_2$		
100 = $A_1\Delta_3$		
101 = $A_2\Delta_3$		
110 = $A_1\Delta_4$		
111 = $A_2\Delta_4$		

Tabla 1-7

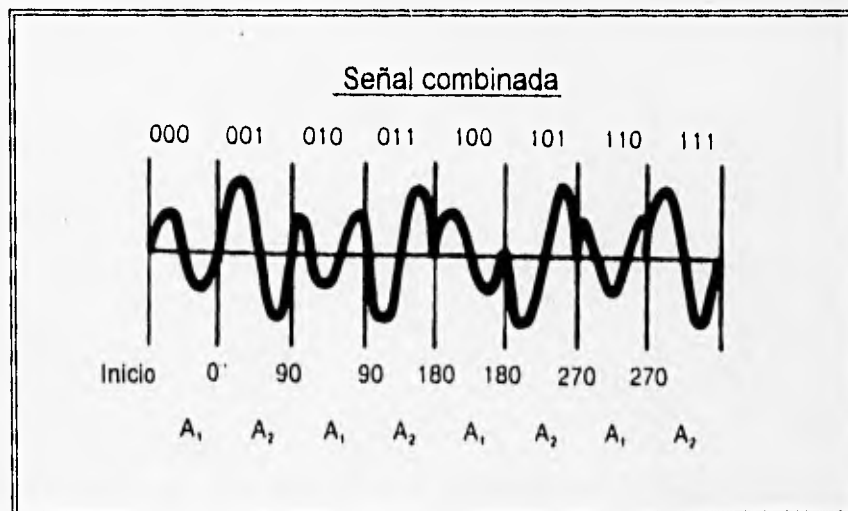


Figura 1.15. Señales de modulación multinivel.

1.2.3.5 Modulación PCM.

La modulación por pulsos codificados PCM se emplea para convertir una señal analógica en una cadena digital de datos binarios, el sistema engloba múltiples procesos y suele describirse en tres etapas: muestreo, cuantificación y codificación. Los dispositivos que efectúan el proceso de digitalización, llamados bancos del canal o multiplexores PCM, tienen dos funciones básicas:

- Convertir las señales analógicas a la forma digital y viceversa en el extremo receptor.
- Combinar las señales digitales en una misma secuencia de datos multiplexados por división en el tiempo.

El PCM se basa en la teoría de muestreo de Nyquist. Así la velocidad más aceptada en la industria es de 8000 muestras por segundo, lo cual permite reconstruir con exactitud las señales de un canal de voz de 4 KHz, por tal motivo son suficientes para expresar las señales de una línea telefónica de 3 KHz. Por tanto el intervalo de muestreo es de 125 mseg. El teorema de muestreo garantiza reciprocidad entre la señal analógica y el tren de pulsos de PAM solamente cuando las tres siguientes condiciones se cumplen:

- 1 La señal de entrada no contiene componentes de frecuencia arriba de la frecuencia máxima f_0 (caso particular de la señal telefónica de 3.4 KHz).
- 2 El pulso utilizado para el muestreo es un impulso con anchura nula y amplitud infinita.
- 3 Se utilizará un filtro de paso bajo ideal en el extremo receptor (pasan todas la frecuencias inferiores a f_0).

En la práctica estas condiciones no pueden cumplirse plenamente.

Observese la figura 1.16 en ella se muestra esquemáticamente la relación entre una función continua y las muestras de esa señal. Puede verse que después del muestreo la señal ya no es continua, pero aún es analógica, donde cada muestra

representa la magnitud de la señal original en cada instante de muestreo. A este proceso de muestreo se le conoce también como modulación por amplitud de pulsos (En inglés Pulse Amplitude Modulation PAM). Considerando el circuito simple de la figura 1.17 en la cual el generador G1 produce una señal V1 a 1000 Hz.

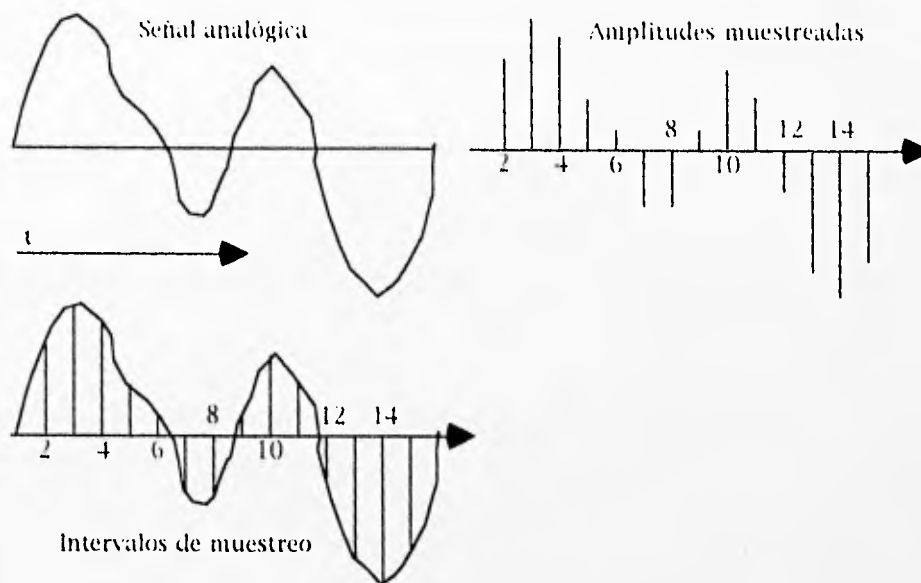


Figura 1.16. Señal analógica muestreada

El interruptor S1 funciona bajo el control de un generador de pulsos G2 a una velocidad de 8000 Hz. Dado lo anterior, el interruptor permanecerá cerrado durante un pequeño instante, a intervalos de 125 mseg. ($1/8000 \text{ Hz} = 125 \text{ mseg.}$). Por lo tanto, la señal generada por G1 es modulada por el interruptor S y el voltaje V2 que aparece através de la carga L es la señal modulada PAM.

En un circuito práctico la amplitud de la señal muestreada cambia durante el intervalo de muestreo, pero sí éste se hace lo suficientemente pequeño, entonces este cambio de amplitud se hace insignificante.

Haciendo ahora un análisis del espectro de la señal muestreada, encontramos que el espectro de la señal original aparece reproducido con ambas bandas centradas en frecuencia múltiplos de la frecuencia de muestreo (f_s). Esto se muestra en la figura 1.18(a). En la figura 1.18(b) se ilustra el caso en que la frecuencia de muestreo

no cumple con la frecuencia de Nyquist. Se aprecia un traslape en los espectros adyacentes, lo que ocasiona una pérdida irreparable de información.

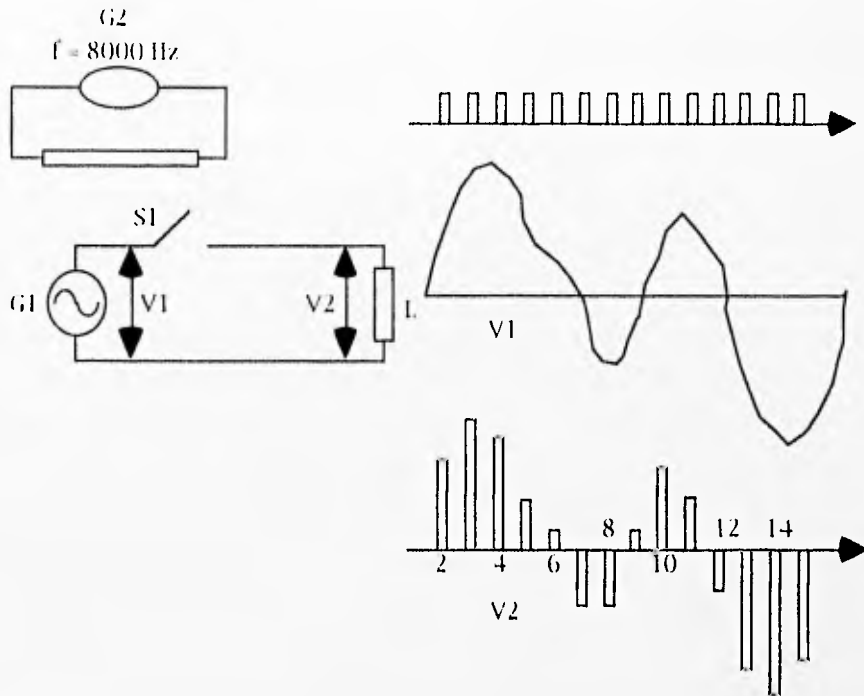


Figura 1.17. Circuito de muestreo.

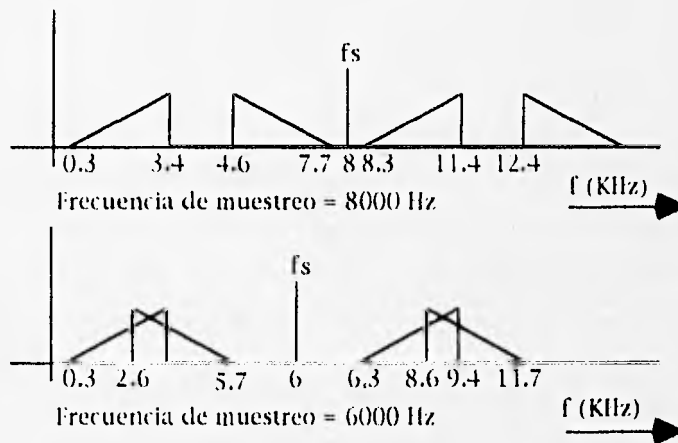


Figura 1.18. Espectro de la señal muestreada.

Refiriendonos a los sistemas telefónicos específicamente, encontramos que las señales de voz se limitan a 3400 Hz. Esta frecuencia se determinó en base a estudios que demostraron que en ese rango de frecuencias se concentra la mayoría de la información disponible en una señal normal de voz y además porque permite una utilización de las líneas de transmisión existentes previas al empleo de la técnica PCM.

Una vez efectuado el muestreo, la señal se somete a una segunda etapa de la traducción: la cuantificación, cuyo objetivo es asignar un valor a cada señal PAM. Los cuantificadores asignan valores entre 1 y 128 o entre 1 y 256 a cada señal PAM; si el cuantificador asigna a la señal un máximo de 128 valores, cada muestra requerirá 7 bits ($2^7 = 128$). Si son 256 valores posibles, cada muestra exigirá 8 bits ($2^8 = 256$). En virtud de que las muestras de amplitud de la señal original van a ser representadas por números binarios, es necesario establecer la cantidad de valores, que podrán ser descritos. Esto significa, en la práctica que se establecerán ciertos límites entre los cuales la señal sea representada por un solo número binario asignado por el codificador.

Por ejemplo, si tenemos un intervalo cuyo límite sean 1.0 a 1.5 y el punto medio de ese intervalo se le asigna un cierto número binario, entonces todos los valores de la señal muestreada que caigan entre esos límites, se les asignará el mismo número binario. A cada intervalo se le denomina paso de cuantificación y a los límites de cada paso se les llama valores de decisión. De esta forma el número de pasos de decisión está determinado por el número de bits que formarán la palabra digital con la que ha de representarse cada valor de amplitud.

Al asignar a un conjunto de valores de la señal muestreada un mismo valor digital, es claro que se tiene como consecuencia un cierto error. A este error se le conoce como error de cuantificación, el valor máximo de este error es la mitad de un paso de cuantificación. Retomando el ejemplo anterior, del intervalo con límites 1.0 y 1.5, el valor medio del intervalo es 1.25. Entonces si una señal está por encima de 1.25 se le asigna el valor correspondiente de 1.5 y lo peor que puede pasar es que la señal valga exactamente 1.25 y al asignársele el valor digital de 1.5, se habrá tenido el error de cuantificación máximo, en este caso igual a 0.25. En el receptor al decodificar la señal PCM encontraremos que el valor original de 1.25 ahora será

considerado como 1.5 ante lo cual surge la necesidad de disminuir este error de cuantificación.

También es necesario resaltar que siempre existirá un cierto valor al cuál se le asigne el valor binario máximo, a este valor se le denomina capacidad de carga del decodificador. Por lo anterior, surge la necesidad de limitar la amplitud máxima de la señal a codificar, pues si la señal excede a la capacidad de carga del codificador, entonces el error de cuantificación no se limitará a la mitad de un intervalo de cuantificación y podrá ser mayor aún. Actualmente los sistemas PCM utilizan 256 niveles que están organizados en 128 niveles positivos y 128 niveles negativos. Un cuantificador de 256 escalones exigirá 64000 bits por segundo para la transmisión ($8000 \times 8 = 64000$).

No es difícil imaginarse que para valores pequeños de la señal, el error relativo será mayor que para los niveles altos. Por ejemplo, si tenemos un valor de 0.8 y le asignamos un valor de 1.0, el error fue 20%. En cambio si tiene un valor de 9.8 y se le asigna un valor de 10, entonces el error será de 2%. Para compensar lo anterior y disminuir el efecto del ruido de cuantificación de tal manera que sea lineal a lo largo de todo el rango de valores, es por lo que en la práctica se emplean las llamadas reglas de codificación.

Los experimentos han demostrado que con 2048 escalones de cuantificación puede conseguirse una señal vocal de calidad adecuada. Sin embargo si cada muestra exige 11 bits ($2^{11}=2048$), la velocidad de transmisión habrá de ser 88 Kbits por segundo, por lo que resulta muy conveniente disminuir el número de escalones cuánticos, debido a que un mayor número de niveles de cuantificación elevan el precio de los componentes y aumenta el número de bits necesarios para representar la señal. Una solución a este problema puede ser la compansión.

La figura 1.19 ilustra como la relación entre el ruido de cuantificación y la señal se modifican cambiando la ley de codificación de lineal a no lineal. En la figura 1.19(b) y 1.19(d) la señal se muestra separada del ruido de cuantificación; de la figura 1.19(d) se puede deducir que para una ley de codificación logarítmica la razón entre la señal y el ruido de cuantificación medio es constante.

En la figura 1.19(b) vemos que al ir aumentando el nivel de la señal de entrada el ruido medio de cuantificación es constante y por lo tanto la razón va disminuyendo. En la gráfica 1.19(d) se tiene que al aumentar la señal de entrada aumenta también el ruido medio de cuantificación y por lo tanto la razón se conserva constante. A este método de utilizar leyes de codificación no lineales se le denomina compansión. El término se deriva de los dos procesos llevados a cabo tanto en la transmisión como en la recepción. En la transmisión se comprime la señal y en la recepción se expande de manera que el efecto neto sobre la señal sea lineal.

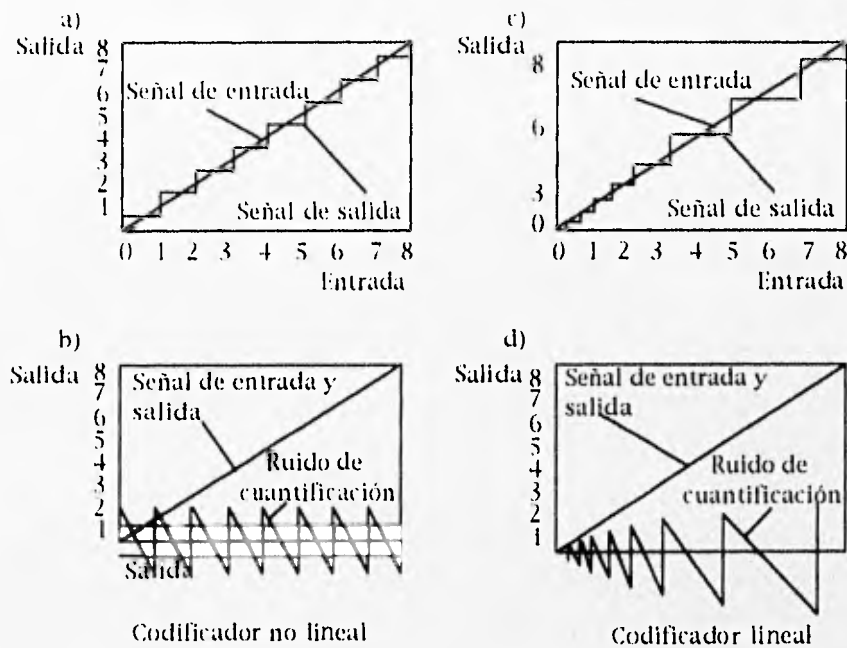


Figura 1.19. Relación con el ruido de cuantificación.

En los primeros sistemas, la relación entre las señales PAM y el código PCM era lineal (se trataba de una codificación lineal). Por tanto, las variaciones de amplitud de la señal se traducían en variaciones idénticas en los códigos PCM. Este efecto trafa como resultado una notable distorsión de cuantificación. Los sistemas modernos emplean el concepto denominado codificación no lineal. Figura 1.19(c) y 1.19(d).

Actualmente existen dos leyes para la codificación de señales PCM a saber: la ley μ y la ley A. El sistema original T1 de la Bell utilizaba un compansor con una función continua como ley de codificación con la siguiente ecuación matemática:

$$Y = \log(1+m x) / \log(1+m)$$

Donde: $m = 100$

Recomendaciones posteriores de la CCITT para el sistema de 24 canales abandonaron el compansor y utilizaron una ley no lineal de codificación aproximándose a la ley μ (m) con un valor para $m = 255$.

En los sistemas de telefonía actualmente empleados en nuestro país se utiliza la ley codificación A, cuya expresión matemática es la siguiente:

$$Y = 1 + \log(Ax) / 1 + \log A \quad \text{para } 1/A < x < 1$$

$$Y = Ax / 1 + \log A \quad \text{para } 0 < x < 1/A$$

Donde: $A = 87.6$

La aproximación por segmentos a esta función continua esta hecha de tal manera que cada segmento cambia su pendiente por un factor de 2. Existen un total de 8 segmentos (para la parte positiva de la curva), de los cuales los dos primeros son colineales como se ilustra en la figura 1.20, que muestra la relación entre los valores de la señal a la entrada del codificador y los valores de decisión del codificador.

En el eje vertical Y se representa el número de valores de decisión resultantes de la adjudicación de la palabra de 8 bits a cada muestra codificada. Hay que aclarar que los 8 bits disponibles, el más significativo se utiliza para determinar la polaridad de la muestra ("1" si es positiva y "0" si es negativa). Los 7 bits restantes estan organizados de la siguiente forma: los 3 bits siguientes indican en que

segmento cae la muestra (dado que son 8 segmentos) y los últimos 4 bits indican la posición relativa dentro del segmento dado.

La ley μ (μ) es utilizada en Norteamérica y en Japón mientras que la ley A lo es en Europa, y en particular también por México.

Como puede verse ambas leyes son bastantes parecidas, salvo que la ley A usa una relación lineal dentro del margen de pequeñas amplitudes. Para la ley A el tamaño mínimo del escalón es de $2/4096$, mientras que para la ley μ es de $2/8159$. En los sistemas reales de multiplexación por división de tiempo, las leyes de compansión se realizan mediante aproximaciones lineales por segmentos la ley μ se representa mediante 15 segmentos, mientras que la ley A se expresa en 13 segmentos. Ambas leyes superan ampliamente los requisitos mínimos de reducción de distorsión en las señales de niveles más bajos.

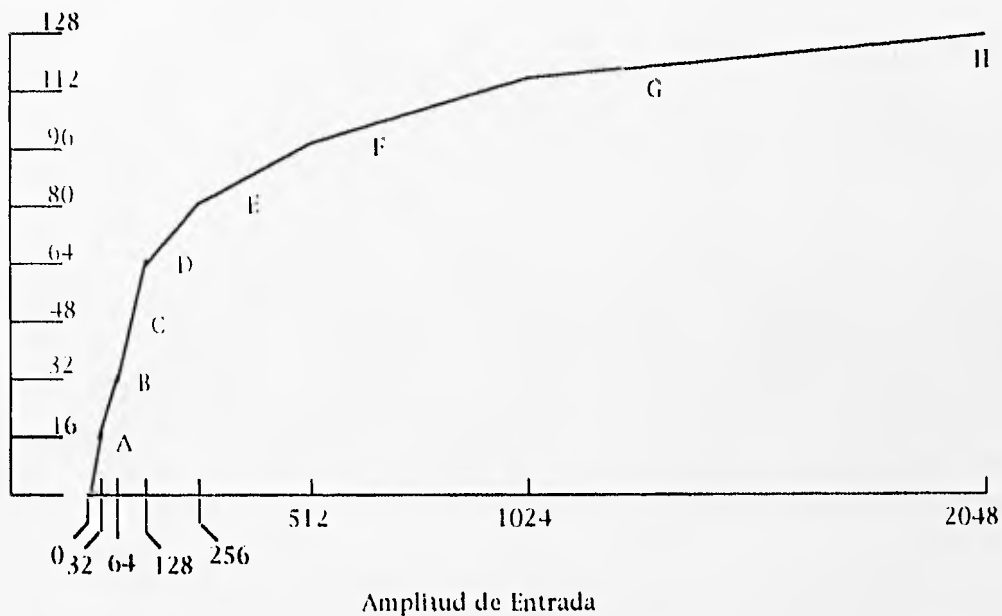


Figura 1.20. Ley de codificación A.

En la figura 1.21 se muestra el proceso general de las etapas que conforman un sistema PCM.

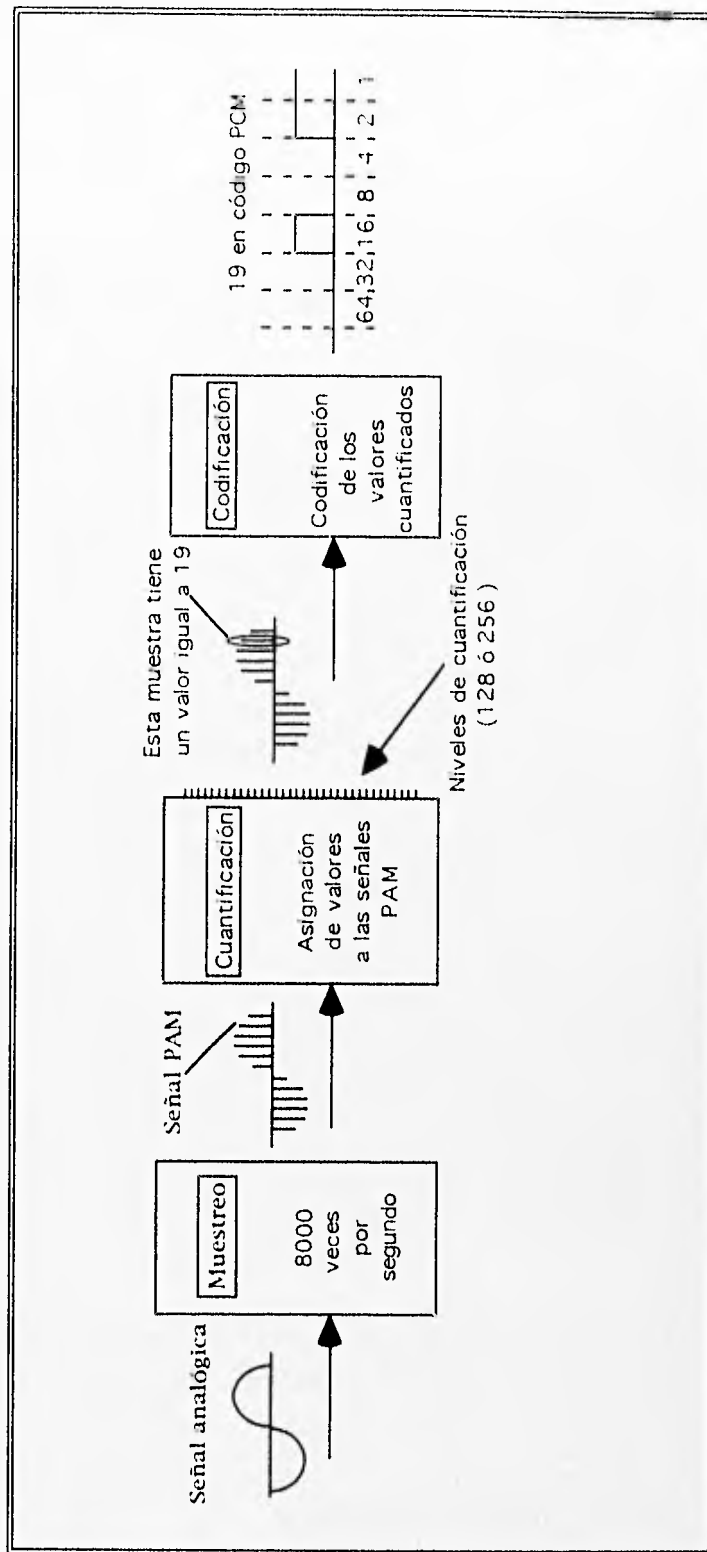


FIGURA 1.21. Proceso de conversión de señales.

1.3 Transmisión Síncrona y Asíncrona

1.3.1 Control del flujo de información.

La comunicación de dos elementos a través de un camino lógico se realizará mediante el establecimiento de un diálogo entre ellos, este diálogo consistirá en un intercambio de mensajes entre los elementos origen y destino de la información.

Además de los mensajes conteniendo los datos será, necesario intercambiar otro tipo de mensajes para la realización de funciones complementarias, tales como inicio y terminación de una conversación, confirmación de recepción de mensajes entre otras.

1.3.1.1 Protocolo.

En comunicaciones el protocolo es un conjunto de normas y regulaciones que gobiernan la transmisión y recepción de datos, el cual rige el formato y la sincronización relativa de intercambio de mensajes en una red de comunicaciones.

Un protocolo permitira fundamentalmente iniciar, mantener y terminar un diálogo entre elementos del sistema; asimismo, un protocolo regulará en que momento deberán generarse e interpretarse los elementos orientados al control de errores y la forma de recuperar los datos recibidos erróneamente; igualmente estarán previstos en un protocolo la forma de identificar el camino que se utiliza para el intercambio de información y la identificación del tipo de mensaje. Todas estas informaciones se materializan en bloques con una determinada estructura que constituirá su formato.

De esta manera, el protocolo define la forma en que se comunican los DTE's entre sí, y los dispositivos de comunicaciones, y pueden incluir regulaciones concretas que recomienden u obliguen a aplicar una técnica o convenio determinados. Por lo general, son varios los niveles de interfases y protocolos que necesitan las aplicaciones de usuario para funcionar.

1.3.2 Control de enlace de datos.

Los controles de enlace de datos (DLC's) son nombrados así porque son el control de flujo de datos entre estaciones en un enlace de comunicaciones física. Todo el tráfico en el enlace es controlado por el protocolo de enlace. Por ejemplo, si un enlace de comunicación tiene varios usuarios accesándolo, el DLC es responsable de que los datos sean transportados libre de errores para el usuario de la estación receptora en el canal (es decir, por lo menos con un error tan pequeño como sea posible). Los controles de enlace de datos siguen una secuencia de pasos bien ordenados en la administración de los canales de comunicaciones.

Establecimiento de enlace. Una vez que el DCE tiene una conexión física con el DCE remoto, el DLC (residente usualmente en el DTE) dá un intercambio de códigos y señales entre los terminales previo al establecimiento de la comunicación conocido como handshaking (un apretón de manos) con el DLC lógico remoto para asegurar que ambos sistemas estan listos para el intercambio de datos entre usuarios.

Transferencia de información. Es el intercambio de datos de usuario de un lado a otro en el enlace entre dos máquinas. El DLC verifica los datos por sí existe un error de transmisión y envía un acuse de recibo de regreso a la máquina transmisora. Si en el evento es detectado un error, el receptor hace una solicitud al transmisor para retransmitir el dato.

Terminación de enlace. Es cuando el DLC abandona el control del enlace (canal) que significa que los datos no pueden ser transferidos hasta que el enlace sea restablecido. Típicamente, un DLC mantiene un enlace tan largo como el usuario disponga del envío de datos a la otra estación.

1.3.3 Componentes en la comunicación de datos síncronos.

El control de enlace de datos DLC supone a los dispositivos en el enlace conectados físicamente alrededor y comunicados entre sí. El nivel físico es utilizado propianente para la comunicación lógica que tiene lugar. Este es un buen momento

para hacer una pausa y considerar ¿qué se entiende por comunicación física?, debido a que es un tópico importante para la comunicación de datos y el desarrollo del presente trabajo.

La secuencia para comunicar computadoras y terminales es la siguiente: primero, deben reconocerse cada una de las otras terminales que estén cerca para transmitir datos. Segundo, una vez comenzado el proceso de la comunicación, deben proveer métodos para mantener informados a ambos dispositivos de la continuidad de la transmisión. Dar la dirección lógica del punto origen. Un transmisor semejante a un terminal o computadora debe transmitir estas señales solamente al dispositivo receptor, conociendo cuando registrar y reconocer el dato cuando este llega. En esencia, el receptor debe conocer el tiempo exacto en que cada dígito binario 1 y 0, es propagado a través del canal de comunicación. Esto quiere decir que existe un tiempo base común, o reloj común, necesario entre el dispositivo receptor y transmisor.

La primera máquina transmisora envía a la máquina receptora una indicación de que se envió un dato (algo similar al ¡hola!). Si el transmisor envía los bits hacia el canal sin el anuncio previo, el receptor comúnmente no tiene tiempo suficiente para ajustarse así mismo para el entrante flujo de bits. En tal evento, los primeros bits de la transmisión deberían perderse y quizá la transmisión entera sea inútil. Por otra parte, el receptor puede no ser capaz de formar el tren de la transmisión si no es detectada esta primera parte de la señal.

Este proceso de comunicación es parte del protocolo de comunicación y es generalmente referido como sincronización, para conexiones de corta distancia entre máquinas a menudo se utiliza un canal aparte para proveer la sincronización. Esta línea transmite una señal que es tomada como un encendido/apagado o variado de acuerdo a una convención preestablecida. Mientras la señal de reloj en esta línea cambia, la notificación del dispositivo receptor es la de identificar la línea de datos con un tiempo específico. Puede también ajustar su reloj muestreador/receptor para permitir al receptor permanecer con precisión y alineado en cada bit de envío de datos. Así la señal de reloj realiza dos funciones especiales:

- La sincronización del receptor en la transmisión antes de que el dato actual arrive.

- Mantener el receptor sincronizado con la recepción de bits de datos.

En conclusión, el reloj proporciona una referencia para cada bit 1 y 0. La idea es la de usar un código con un nivel de señal en transición en el canal. La transición delimita cada celda binaria en el receptor, y examina continuamente el muestreo lógico del estado de la transmisión en orden para detectar los bits. El muestreador del receptor ocurre a una razón mayor que la de datos para definir la celda de bits más precisamente.

1.3.4 Representación de caracteres y codificación.

En la comunicación entre un terminal y un ordenador los elementos básicos de información transmitidos son los códigos asociados a los juegos de caracteres del teclado y de la unidad de presentación de la información en dicha terminal.

Habitualmente en dicha comunicación se utiliza el código de 7 bits denominado código ASCII (American Standard Code for Information Interchange), conocido también como código CCITT número 5. Normalmente los 7 bits del código van acompañados de un octavo bit utilizado para controlar la paridad (par o impar) del conjunto, aunque en algunos casos dicho bit suplementario toma permanentemente el valor de 0 o bien el valor de 1. Cabe añadir, que existen sistemas los cuales utilizan también como unidad de transmisión de información un octeto sin que su contenido corresponda a la estructura utilizada en el caso de la transmisión de caracteres. Ahora bien, la transmisión de la información entre dos sistemas informáticos puede realizarse según los tipos de transmisión síncrona y asíncrona.

En forma general, a los terminales cuya transmisión es de tipo asíncrono se les denomina terminales en modo de carácter (o equipos terminales datos). Para el caso, de un equipo terminal de datos que puede generar información en forma de carácter y transmitirlos en modo asíncrono, formará un bloque de N caracteres que acompañará a las informaciones de control apropiadas según esté previsto en el formato de la trama de procedimiento de transmisión utilizada, siendo un caso particular el formato del HDLC, en este caso el bloque de información que se

transmite estará formado por un conjunto de unidades elementales de información; por ejemplo: caracteres codificados en ASCII con bit de paridad, caracteres codificados en EBCDIC o simplemente octetos, ensamblados y transmitidos conjuntamente con el objeto de optimizar el rendimiento de la transmisión.

Habitualmente cuando se hace referencia a los procedimientos de transmisión o procedimientos de enlace suele hacerse una distinción entre procedimientos orientados a carácter (asíncronos) y procedimientos orientados a bit (síncronos).

Para comprender mejor el significado, el procedimiento orientado a carácter tiene varias implicaciones: por lo que se refiere al texto, la información esta organizada en bloques elementales que pueden ser o no caracteres y que generalmente estan dotados de un mecanismo de detección de error a nivel de cada unidad elemental de información, un bit de paridad. Por lo que se refiere a las informaciones de control, estas suelen estar codificadas utilizando los mismos códigos de control de alfabeto de comunicaciones.

En un procedimiento orientado a bit, por ejemplo el HDLC, la información a transmitir esta constituida igualmente por un conjunto de códigos de caracteres o unidades elementales de información, octetos por ejemplo, sin que esta estructura elemental sea tomada en cuenta en lo que se refiere a la comunicación; el conjunto de la información se toma como una cadena de bits. Por lo que se refiere a las informaciones de control, contrariamente al caso anterior, no se utilizan caracteres de control de ningún alfabeto, éstas se codifican en una determinada posición del bloque que se transmite.

1.3.5 Características de la transmisión síncrona y asíncrona.

La modalidad de la transmisión denota la existencia de una irregularidad o intervalo no constante entre dos eventos consecutivos que ocurren en una línea.

1.3.5.1 Transmisión Asíncrona.

Se le llama transmisión asíncrona aquel caso donde no existe sincronismo a nivel de mensaje pero si existe sincronismo a nivel de bit o carácter.

Así el tiempo transcurrido entre dos caracteres consecutivos no es constante ni determinable, depende de acontecimientos incontrolables, tales como la de constituir la digitalización consecutiva de dos teclas por un operador.

Sin embargo el tiempo asignado a un bit es siempre el mismo y por lo tanto los caracteres (datos) I_1, I_2, I_3, \dots son iguales en intervalos, lo anterior se puede observar en la figura 1.22. Para sincronizar el byte se utilizan dos bits de control, denominados bit Start y Stop, es por ello que a esta modalidad también se le conoce como Start/Stop.

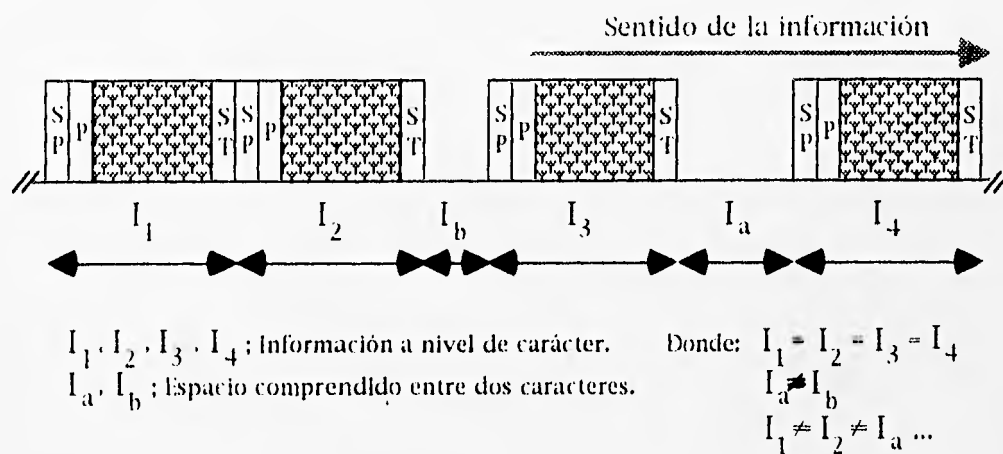
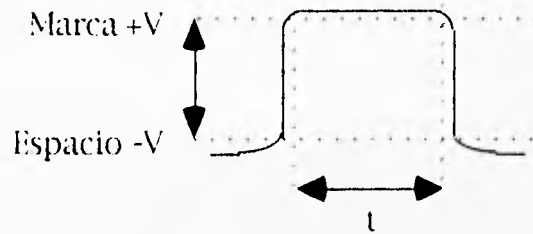


Figura 1.22. Tiempo asignado a un byte.

Además de sincronizar, la insertación de los bits Start/Stop permiten determinar la presencia de información. La siguiente figura 1.23 ilustra una situación particular de un bit en una transmisión digital. Dos son los elementos que intervienen para el reconocimiento de una marca o un espacio:



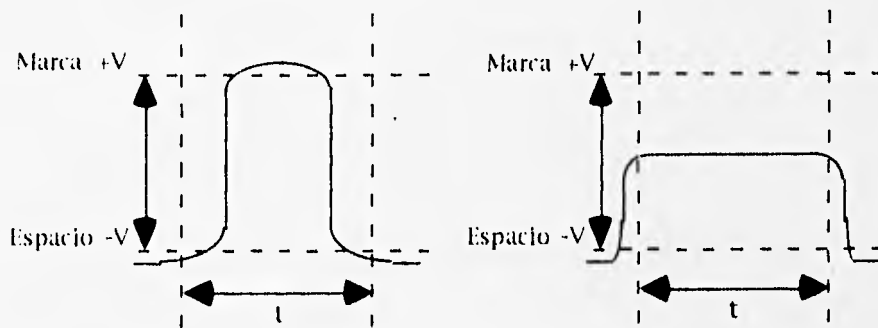
La marca indica la presencia de señal (+V).

El espacio indica la ausencia de señal (-V).

Figura 1.23. Intervalo de bit.

- 1 Que exista un valor de voltaje "V" de +V (marca) o -V (espacio).
- 2 Que el valor alcanzado luego de la variación se mantenga estable por un período t.

La figura 1.24 muestra la presencia de señales incorrectas.



Suficiente variación de voltaje.
Intervalo de tiempo t insuficiente.

Suficiente intervalo de tiempo.
No se reconoce la variación de voltaje.

Figura 1.24. Dos casos erróneos de reconocimiento de carácter.

El bit Start indica al circuito receptor que ha continuación hay datos y que por lo tanto comience a medir períodos "t". Además el bit de arranque permite hacer la sincronía. Por razones de confiabilidad el bit de arranque tiene una duración de 1/16 del valor de t. El bit Stop indica la finalización de datos, para algunos casos se utiliza más de un bit de Stop; la longitud del bit de parada es de 1 a 2 bits de tiempo t. Cuando la línea esta libre se envían una serie de unos consecutivos (voltaje negativo). Ambos bits son insertados y eliminados por los adaptadores de comunicaciones. Lo anterior expresa protocolos orientados a carácter.

1.3.5.2 Transmisión síncrona.

La transmisión síncrona es aquella en la cual existe sincronismo a nivel de mensaje, esto es, cuando existe regularidad en los caracteres de un bloque. Las principales características de la transmisión síncrona son:

- Los datos se almacenan temporalmente en un registro (buffer) antes de su transmisión. Cuando todo el bloque (mensaje) esta listo se intenta su envío.
- De lo anterior se deduce que los datos se envían en bloques y no carácter a carácter.
- Los pulsos de sincronización del modem regulan los espacios de los bits y no el adaptador.
- Existe un esquema definido y uniforme para la transmisión de los bits del mensaje.
- No se usan bits Start/Stop, por lo que el largo total es generalmente menor.
- Usualmente la transmisión de datos síncrona permite mayores velocidades que la asíncrona.

Así el largo de la trama de información síncrona puede representar largos de bytes diferentes pero no por ello deja de existir sincronismo a nivel de mensaje. Para la transmisión asíncrona se requieren entre 10 y 11 bits contra 8 bits de la transmisión

síncrona lo cual da un claro ahorro comprendido entre el 20 y 28% del último con respecto al primero. Por tratarse de una función de varias variables, no implica que esta condición implique un 20% de ganancia implícita en la velocidad de transmisión.

1.3.6 Transmisión síncrona y asíncrona.

Sabemos ahora que el reloj es la principal consideración en la comunicación de datos. Dos convenciones de formatos de datos son usados para ayudar a conseguir la sincronización. Estos dos métodos son ilustrados en la figura 1.25.

La primera muestra es llamada formato asíncrono, en la cual cada carácter de datos tiene bits de arranque y de parada (Start/Stop, señales de sincronización) en los extremos. El propósito de estas señales es primero, alertar al receptor de que un dato está arrivando y segundo dar al receptor suficiente tiempo para realizar ciertas funciones de temporización antes de que el carácter llegue. Los bits Start/Stop son solamente señales únicas y específicas que son reconocidas por el dispositivo receptor.

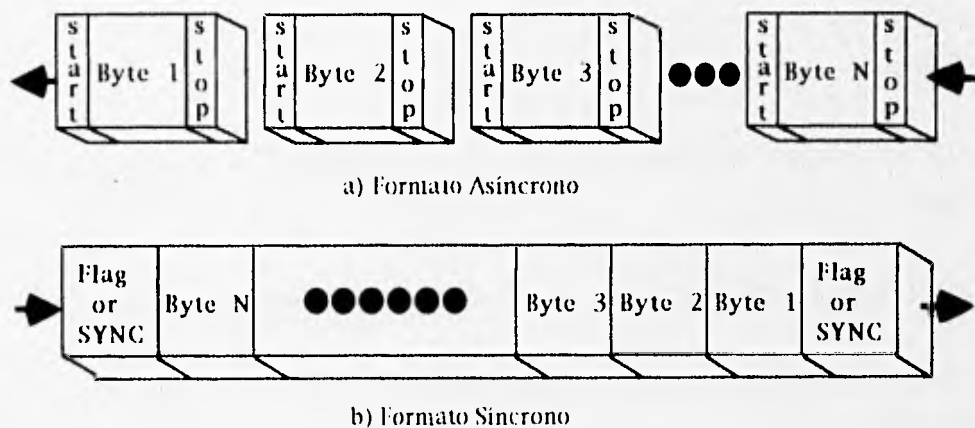


Figura 1.25. Transmisión Síncrona y Asíncrona.

La transmisión asíncrona es usada porque las interfases de los DTE's y DCE's son relativamente económicas. Por ejemplo, más computadoras personales usan interfases asíncronas. Desde que la sincronización ocurre entre el dispositivo transmisor y receptor en una base de carácter por carácter algunas concesiones pueden ser realizadas para incorrecciones, porque la inexactitud puede ser corregida con el próximo carácter arriado. En otras palabras, un cambio en la tolerancia del reloj puede ser permitido, cuando se traduce en un componente de muy bajo costo.

Uno de los procesos más sofisticados en la transmisión síncrona, es que utiliza un reloj separador de canales o un código de reloj-propio. El formato síncrono elimina la señal intermitente de Start/Stop en los extremos de cada carácter y proporciona una señal que precede y a veces sigue al flujo de datos de usuario. Las señales preliminares son normalmente llamadas bytes de sincronización, banderas (flags) o preámbulos. Su principal función es alertar al receptor de que un dato de usuario esta arriado. A este proceso se le denomina tramas de información.

1.4 Control de Enlace de Datos de Alto Nivel (HDLC), y Procedimiento de Control Avanzado en Comunicaciones de Datos (ADCCP).

Los protocolos orientados a carácter están siendo reemplazados por los protocolos orientados a bit por cuatro razones:

- 1 La doble interpretación de códigos.
- 2 La necesidad de usar el DLE para proporcionar un código transparente.
- 3 La flexibilidad y eficiencia de los protocolos de bit.
- 4 El encabezado en el protocolo de carácter.

El HDLC es una especificación de protocolo de línea orientado a bit, publicado por la Organización Internacional de Estandarización (ISO), como ISO 3309 e ISO 4335. Ha logrado un amplio uso por todas partes del mundo. El estándar recomendado proporciona muchas funciones y abarca un amplio rango de aplicaciones. Frecuentemente es usado como base para otros protocolos que emplean funciones específicas en el entorno del HDLC. ADCCP está publicado por ANSI como X3.66, con mínimas variaciones es idéntico al HDLC.

1.4.1 Características del HDLC.

El HDLC proporciona un número de opciones para satisfacer una amplia variedad de requerimientos de usuario. Soporta transmisiones half duplex y full duplex; configuración punto a punto y multipunto además canales conmutados y no conmutados.

1.4.1.1 Clasificación de estaciones en HDLC.

Una estación HDLC está clasificada como una entre tres tipos:

- La estación primaria. Controla el enlace de datos; ésta se comporta como una estación maestra y transmite tramas de comandos a la estación secundaria en el canal. En cambio recibe tramas de respuestas desde estas estaciones. Si el enlace es

multipunto, la estación primaria es responsable de mantener separada la sesión con cada estación sujeta al enlace.

- La estación secundaria. Actúa como un esclavo hacia la estación primaria; ésta responde a los comandos de la estación primaria en la forma de respuestas. Mantiene solamente una sesión, que es con la estación primaria y no tiene responsabilidad de control en el enlace. La estación secundaria no puede comunicarse directamente con otras; obligadamente debe primero transferir sus tramas a la estación primaria.

- La estación combinada. Transmite tanto comandos y respuestas, y recibe ambos comandos y respuestas desde otra estación combinada. Mantiene una sesión con la otra estación combinada.

1.4.1.2 Configuración del canal.

El HDLC proporciona tres métodos para configurar el uso de la estación primaria, secundaria y combinada que son:

- 1 Una configuración no balanceada proporciona a una estación primaria y una o más estaciones secundarias operar como punto-a-punto o multipunto, half duplex, full duplex, conmutado o no conmutado. La configuración es llamada no balanceada porque la estación primaria es responsable del control de cada estación secundaria y de establecer y mantener el enlace.
- 2 La configuración simétrica es usada muy pocas veces. La configuración proporciona dos estaciones independientes, punto-a-punto, y configuración no balanceada. Cada estación tiene un estado primario y su estado secundario, por lo tanto, cada estación es considerada lógicamente por ser dos estaciones: una estación primaria y una secundaria. La estación primaria transmite comandos a la estación secundaria hacia el otro extremo del canal y viceversa. Aunque las estaciones tienen ambas capacidades de primario y secundario, en concreto los comandos y respuestas son multiplexados sobre un canal físico.

- 3 La configuración balanceada consiste de dos estaciones combinadas conectadas punto-a-punto solamente, half duplex o full duplex, conmutado o no conmutado. Las estaciones combinadas tienen igual estatus en el canal y pueden enviar tramas de no solicitud a la otra. Cada estación tiene igual responsabilidad para el control del enlace. Típicamente una estación usa un comando en orden para solicitar una respuesta de la otra estación, así como la otra estación puede enviar su propio comando como fuente.

Los términos no balanceado y balanceado no tienen nada que ver con las características eléctricas del circuito. En realidad el control del enlace de datos no está enterado de los atributos del circuito físico. Los dos términos son usados en un contexto completamente diferente a nivel físico o de enlace.

1.4.1.3 Modos de operación.

Mientras las estaciones están transfiriendo datos, las comunicaciones presentan uno de los siguientes tres modos de operación:

- Modo de respuesta normal. (NRM). En este caso la estación secundaria necesita recibir permiso explícito desde la estación primaria antes de transmitir. Después de recibir permiso, inicializa la estación secundaria una transmisión de respuesta que puede contener datos. La transmisión puede consistir de una o más tramas mientras el canal esté siempre empleado por la estación secundaria. Después de la transmisión de la última trama la estación secundaria debe de nuevo esperar por un permiso explícito, antes de poder transmitir otra trama con información otra vez.
- Modo de respuesta asíncrono (ARM). Permite a una estación secundaria iniciar la transmisión sin recibir permiso explícito desde la estación primaria. La transmisión puede contener tramas de datos o información de control reflejando los cambios de estatus (estado) de la estación secundaria. ARM puede disminuir gastos generales porque la estación secundaria no necesita un sondeo de secuencia en orden para enviar datos. Una estación secundaria operando en ARM puede transmitir solamente cuando detecte un canal desocupado para un segundo camino alterno (half duplex) de flujo de datos, o por algún tiempo para

un segundo camino simultáneo (full duplex) de flujo de datos. La estación primaria mantiene responsabilidad sobre tareas tal como recuperación de error, establecer enlace y desconectar enlace.

- Modo asíncrono balanceado (ABM). Se aplica en estaciones secundarias. La estación combinada puede iniciar la transmisión sin recibir previo permiso desde la otra estación combinada.

El modo de respuesta (NRM) es usado frecuentemente en líneas multipunto. La estación primaria controla el enlace como resultado del sondeo de la estación secundaria (generalmente terminales, computadoras personales y controladores de grupo). El modo asíncrono balanceado (ABM) es una de las mejores elecciones en una conexión punto-a-punto puesto que no incurre en gastos y retardos en el sondeo. El modo de respuesta asíncrono (ARM) es usado muy pocas veces.

El término asíncrono no tiene ninguna relación con el formato de los datos y la interfase física de las estaciones. Este es usado, para indicar a las estaciones la necesidad de no recibir un señal preeliminar desde la otra estación antes de enviar tráfico. Cabe aclarar que el protocolo HDLC utiliza un formato asíncrono en sus tramas.

1.4.2 Formato de trama.

HDLC utiliza el término de trama para indicar la identidad independiente del dato transmitido a través del enlace desde una estación a otra. La figura 1.26, muestra el formato de la trama. El formato de la trama consta de 4 ó 5 campos como lo indica la tabla 1.8.

Todas las tramas deben comenzar y terminar con la sucesión del campo de señalización o de banderas. Las estaciones conectadas son continuamente monitoreadas en el enlace por la secuencia de banderas. La serie de banderas consiste de 01111110. Las banderas son continuamente transmitidas en el enlace entre tramas para mantener el enlace en una condición activa.

Campos de la trama	
Campo de banderas	8 bits
Campo de dirección	8 o 16 bits
Campo de control	8 o 16 bits
Campo de información	Longitud Variable, no se emplean en algunas tramas
Campo de secuencia de verificación de tramas	16 o 32 bits

Tabla 1.8

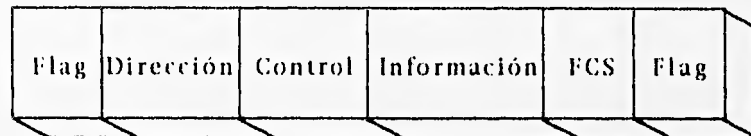


Figura 1.26. Formato de campos del HDLC

Otras secuencias de bits son usadas también, al menos 7, pero menos que 15 1's continuos (señal abortada) que indica un problema en el enlace. 15 o más 1's mantienen el canal en una condición de paro de actividad. Un empleo del estado de paro es en el soporte de un enlace half duplex. Una estación puede detectar el patrón de paro e invertir la dirección de la transmisión.

Una vez que la estación receptora detecta una secuencia de no bandera, es enterada del comienzo de una trama en condición de aborto o una condición de canal en paro (inactivo). Sobre el encuentro de la próxima secuencia de banderas, la estación reconoce si tiene la trama llena. En conclusión el enlace reconoce la siguiente secuencia de bits de acuerdo a la siguiente tabla 1.9.

Secuencia de unos	Significado
01111110	Banderas (flags)
Mínimo 7 pero menor que 15 1's	Abortar
15 o más 1's	Paro o inactivo (Canal libre)

Tabla 1.9.

El tiempo entre la transmisión de las tramas en el canal es llamado intervalo de relleno entre tramas. Este tiempo es realizado para transmitir banderas continuas entre las tramas. Las banderas pueden ser múltiplos de 8 bits y pueden combinarse el último bit 0 de la bandera precedente con el comienzo del bit cero de la próxima bandera.

El HDLC es un protocolo de código transparente, esto es, no depende de un código específico (ASCII/IA5, EBCDIC) para la interpretación del control de línea. Por ejemplo, la posición del bit n dentro de un octeto tiene un significado específico sin reparar en los otros bits dentro del octeto. El mecanismo de cuenta de octetos es intrínsecamente, en el supuesto de que el nivel superior entregue la información mediante caracteres o palabras cuya longitud sea múltiplo de 8 bits.

Para independizar totalmente el protocolo de la estructura de la información se han desarrollado los protocolos orientados a bit, así estos protocolos utilizan tramas monoformato con un único tipo de delimitador denominado bandera, para indicar principio o fin de trama y un sencillo mecanismo de transparencia, la bandera consiste en una serie de 1's flanqueados por dos 0's (01111110), y es detectado en el receptor tras contar seis 1's consecutivos. El mecanismo de transparencia debe impedir que aparezcan más de cinco 1's consecutivos en toda la trama excepto en la bandera, pues su presencia causaría una detección anómala de fin de trama.

De esta forma, un campo de bandera puede ser insertado entre el flujo de datos de usuario durante el proceso de aplicación. Más aún, es muy frecuente el patrón de bits parecidos a la bandera. Para prevenir este "eco o imagen" de bandera debe ser insertado dentro de la trama por el transmisor un bit 0, después de

encontrar cinco 1's continuos cualesquiera entre el comienzo y terminación de una bandera de la trama. Por tanto, la inserción del 0 se aplica a los campos de dirección, control, información y secuencia de verificación de trama, esta técnica es llamada bit stuffing. El siguiente ejemplo muestra el método, sea la secuencia de bits formada por los datos de dirección, control, información y redundancia:

00011110111111100011111000110

después de añadirles las banderas e insertar los 0's pertinentes, se transmite como:

01111110 00011110 11111011 10001111 10000110 01111110

los espacios en blanco son para facilitar la lectura al insertar los bits stuffing. La inserción de 0's presenta una ventaja ya que la ausencia de largas secuencias de 1's, es decir, la presencia de transiciones, facilita la recuperación del sincronismo del bit.

Así como la trama es rellena, es transmitida al otro lado del enlace hacia el receptor. El procedimiento para recuperar la trama en el receptor es un bit más implicado (no es un obsequio). La trama lógica del receptor puede bosquejarse de la siguiente manera: el receptor monitorea continuamente el flujo de bits, después de recibir un bit 0 con cinco continuos y sucesivos bits 1's, inspecciona el próximo bit, si éste es un bit 0, tira este bit hacia afuera, es decir, quita el bit de relleno, por el contrario si es un 1 entonces procede a verificar el próximo bit.

Si el séptimo bit es un 1, el receptor inspecciona el octavo bit. Si este es un cero es reconocido como una secuencia de bandera. Si por el contrario es un bit 1, entonces sabe que esta siendo recibida una señal de aborto o de paro (lo anterior significa que se tiene el canal disponible) y cuenta el número de bits 1's sucesivos para tomar la acción apropiada. Este comportamiento se muestra en el siguiente diagrama de flujo, figura 1.27.

De esta manera el HDLC realiza un código y transparencia de datos, el protocolo no tiene que preocuparse acerca de algún código de bit particular interno al flujo de datos. Su principal función es la de mantener únicamente las banderas. Varios sistemas usan el "bit stuffing" y la técnica de codificación de no retorno a cero invertido (NRZI) para mantener el reloj sincronizado.

Con NRZI los 1's binarios no provocan una transición en la línea, pero un valor binario de cero provoca un cambio (de 0 a 1 o viceversa) cuando a de transmitirse un cero del nivel de enlace y no altera el estado cuando el dato entregado por el nivel de enlace es un 1.

El representar una secuencia larga de 1's podría presentar problemas de sincronización ya que el reloj del receptor podría no recibir la línea de transición necesaria para el ajuste del reloj. No obstante el bit stuffing asegura que un bit 0 exista en el flujo de datos a menos cada cinco bits 1's. Así el receptor puede utilizarlos como reloj de alineamiento.

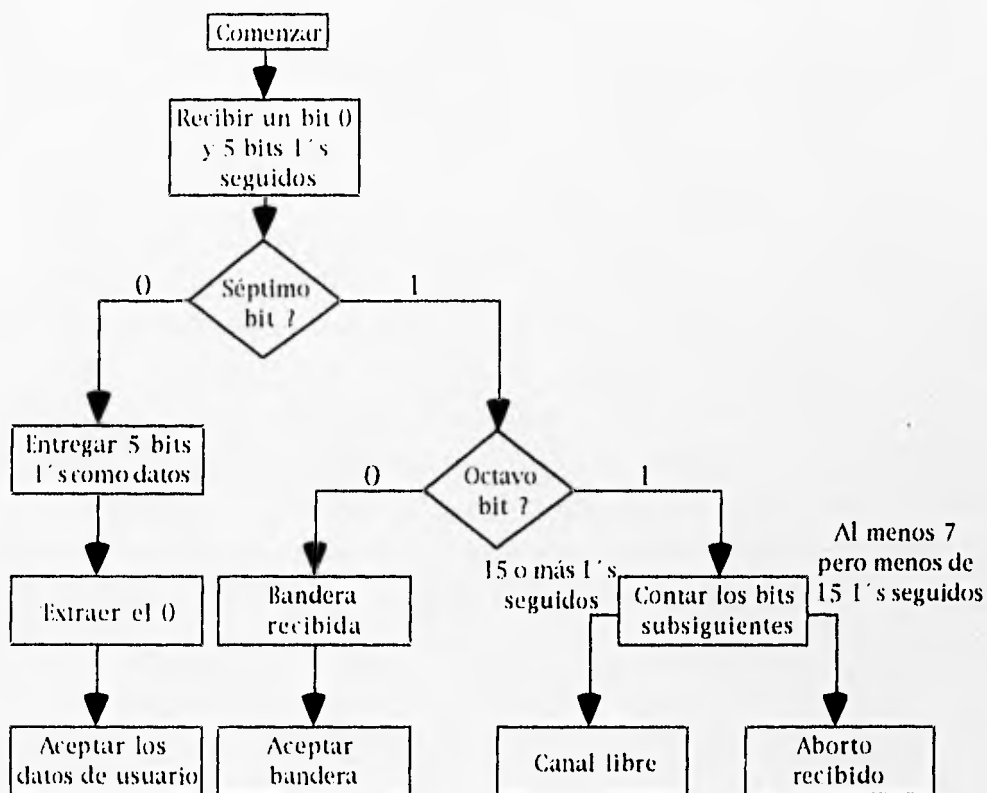


Figura 1.27. Inserción de bits y comprobación de banderas/abortos/canal libre.

El campo de dirección identifica a la estación primaria o secundaria involucradas en la transmisión o recepción de tramas. Una única dirección es asociada con cada estación. En una configuración no balanceada, el campo de dirección contiene tanto los comandos y respuestas y la dirección de la estación secundaria. En la configuración balanceada, una trama de comandos contiene la dirección de la estación destino y la trama de respuesta contiene la dirección de la dirección de origen.

El campo de control contiene los comandos / respuestas y números de secuencia utilizados para mantener la responsabilidad del flujo de datos del enlace entre estaciones primarias. El formato y el contenido del campo de control varía dependiendo del uso de la trama del HDLC.

El campo de información contiene exclusivamente los datos de usuario. El campo de información solamente reside en la trama de formato de información de trama.

El campo de verificación de secuencia de trama, es usado para verificar el error de transmisión entre las dos estaciones del enlace de datos. El campo FCS es creado a través de una redundancia de verificación cíclica, la estación transmisora realiza un módulo de división entre dos (basado en una verificación polinomial) en los campos de dirección, control e información además de los primeros 0's y colocar el resto del FCS. Por turnos la estación receptora realiza una división con algún polinomio en los campos de control, dirección, e información. Si el resto es igual a un valor predeterminado y al probar esta completamente bien la transmisión ocurrió libre de error, si la comparación no es igual indica un probable error de transmisión en cuyo caso la estación receptora envía un acuse de recibo negativo, pidiendo una retransmisión de la trama.

CAPITULO 2.
REDES.

2. REDES

2.1 Introducción.

Actualmente nuestra sociedad está haciéndose cada vez más dependiente de los sistemas de comunicación para desarrollarse y poder llevar a cabo sus actividades. Hablando de telecomunicaciones los años ochentas se caracterizaron por una evolución sorprendente en la digitalización de los sistemas de comunicación, y la década de los noventa se caracterizará por la transición de los sistemas digitales de PCM hacia los sistemas síncronos.

Por lo anterior, aunque la industria de los ordenadores todavía es muy joven, dejarán de ser experimentos de laboratorio para convertirse en productos comerciales de enorme utilización en las empresas. Además durante los primeros veinte años de su existencia los ordenadores estuvieron muy centralizados, este concepto también a quedado en el olvido. El viejo modelo de tener un sólo ordenador para satisfacer todas las necesidades de cálculo de una organización, se esta reemplazando con rapidez con otro que considera un número grande de ordenadores programados pero interconectados que efectúan el mismo trabajo.

A estos sistemas se les conoce como "redes de ordenadores"; que son un grupo de ordenadores autónomos interconectados, es decir, que dos ordenadores estan interconectados si tienen la capacidad de intercambiar información. La conexión de estos ordenadores no necesariamente se tiene que hacer con hilos de cobre, pueden utilizarse otros medios como son: cable coaxial, microondas, fibra óptica, satélites de comunicación, láser, etc.

Existe gran confusión entre una red de ordenadores y un sistema distribuido, la clave de la diferencia, es que en un sistema distribuido la existencia de múltiples ordenadores autónomos es transparente al usuario. El puede teclear un comando para correr un programa y observar que corre; el hecho de seleccionar el mejor procesador, encontrar y transportar todos los archivos de entrada al procesador y poner resultados en el lugar apropiado depende del sistema operativo. En otras palabras, el usuario de un sistema distribuido no tiene conocimiento de que hay múltiples procesadores, más bien, ve al sistema como un monoprocesador virtual. La

asignación de trabajos al procesador y archivos a discos, el movimiento de archivos desde donde se almacenan y donde son necesarios y todas las demás funciones del sistema deben ser automáticas. Con una red el usuario debe explícitamente entrar en una máquina, explícitamente enviar trabajos remotos, explícitamente mover archivos y por lo general gestionar de manera personal toda la administración de la red. Con un sistema distribuido nada se tiene que hacer en forma explícita, es decir, todo lo hace de manera automática el sistema sin que el usuario tenga conocimiento de ello. Un sistema distribuido es efectivamente un caso especial de una red, es aquel cuyo software da un alto grado de cohesividad y transparencia. Por lo tanto la diferencia entre una red y un sistema distribuido esta más bien en el software que en el hardware.

2.2 Objetivos de las redes.

Existen muchas y diversas organizaciones que ya cuentan con un número considerable de ordenadores en operación, y con frecuencia aislados unos de otros; por ejemplo: una compañía con varias fábricas puede tener un ordenador en cada una de ellas para mantener un seguimiento de inventarios, observar la productividad, llevar la nómina local, etc.

Inicialmente cada uno de estos ordenadores pudo haber estado trabajando de forma aislada de los demás, pero en algún momento la administración puede decidir interconectarlos para tener así la capacidad de extraer y correlacionar información referente a toda la compañía. El propósito consiste en compartir recursos y el objetivo es hacer que todos los programas, datos y equipos estén disponibles para cualquiera de la red que así lo solicite, sin importar la localización física del recurso y el usuario. En otras palabras, no debe evitar que éste los pueda utilizar como si fueran originados localmente. Otro aspecto de compartir recursos es el relacionado con la compartición de carga; este objetivo se puede resumir diciendo que es un intento por acabar con la imposición de la geografía.

Un segundo objetivo consiste en proporcionar una alta fiabilidad al contar con fuentes alternativas de suministro; por ejemplo: todos los archivos podrían duplicarse en dos o tres máquinas de tal manera que si una de ellas falla o no se encuentra disponible (como consecuencia de una falla de hardware) podría utilizarse alguna de

las otras copias. Además la presencia de múltiples CPU's significa que si una de ellas deja de funcionar, las otras pueden ser capaces de encargarse de su trabajo aunque se tenga un rendimiento global menor. Para aplicaciones militares, bancarias, de control de tráfico aéreo y muchas otras, es muy importante la capacidad de carga de los sistemas para continuar funcionando a pesar de existir problemas de hardware.

Otro objetivo es el ahorro económico, los ordenadores pequeños tienen una mejor relación costo/rendimiento, comparada con la ofrecida por las máquinas grandes. Estas son a grandes rasgos diez veces más rápidas que el más rápido de los microprocesadores, pero su costo, es miles de veces mayor. Este desequilibrio ha ocasionado que muchos de los diseñadores de sistemas constituidos por poderosos ordenadores personales, uno por usuario, tengan los datos guardados en una o varias máquinas que funcionan como servidor de equipo compartido. Este objetivo conduce al concepto de redes con varios ordenadores localizados en el mismo edificio. A este tipo de red se le conoce como LAN (Red de Area Local); en contraste con lo amplio de una WAN (Red de Area Amplia) a la que también se le conoce como red de gran alcance.

Un punto muy relacionado, es la capacidad para aumentar el rendimiento el sistema en forma gradual a medida que crece la carga, esto se hace simplemente añadiendo más ordenadores. Otro objetivo del establecimiento de una red de ordenadores, es proporcionar un poderoso medio de comunicación entre personas que se encuentran muy alejadas entre sí. Con el empleo de una red es relativamente fácil para dos o más personas que viven en lugares separados tener la capacidad de escribir un informe juntos.

A la larga el uso de las redes para aumentar la comunicación entre los seres humanos puede ser más importante que los mismos objetivos técnicos, por ejemplo; la mejora de la confiabilidad. En la figura 2.1 se muestra la clasificación de los sistemas de multiprocesadores distribuidos de acuerdo a su tamaño físico; y en la parte superior se encuentra las máquinas de procesamiento de datos (flujo de datos) que son ordenadores con un alto nivel de paralelismo y muchas unidades funcionales de trabajo en el mismo programa.

Después vienen los multiprocesadores que son sistemas que se comunican a través de memoria compartida, a continuación de los multiprocesadores encontramos

las verdaderas redes que son ordenadores que se comunican por medio de intercambio de mensajes.

Distancia entre procesadores	Procesadores ubicados en:	Ejemplo
0.1 m	Tarjeta del circuito	Máquina de flujo de datos
1.0 m	El sistema	Multiprocesador
10.0 m	El cuarto	Red de Area Local
100.0 m	El edificio	Red de Area Local
1.0 Km	La Universidad	Red de Area local
10.0 Km	La ciudad	Red de Gran Alcande
100.0 Km	El país	Red de Gran Alcance
1000.0 Km	El continente	Interconexión de Redes de Gran Alcande
10,000.0 Km	El planeta	Interconexión de Redes de Gran Alcande

Figura 2.1 Clasificación escalonada de procesadores interconectados.

2.2.1 Aplicación de las redes.

El reemplazo de una máquina grande por estaciones de trabajo sobre una LAN no ofrece la posibilidad de introducir muchas aplicaciones nuevas, aunque podrían mejorarse la confiabilidad y el rendimiento. Sin embargo la disponibilidad de una WAN (pública) sí genera nuevas aplicaciones viables, y algunas de ellas pueden ocasionar importantes efectos en la totalidad de la sociedad. Para darnos idea sobre algunos de los usos importantes de redes de ordenadores, se mencionará el acceso a bases de datos remotas y facilidades de comunicación a valor añadido; en un futuro próximo no será difícil observar a cualquier persona hacer desde su casa reservaciones de hotel, avión, etc. para cualquier parte del mundo, obteniendo además la confirmación de manera inmediata. Dentro de esta clase también se encuentran las operaciones bancarias que se llevan a cabo desde el domicilio particular.

Todas estas aplicaciones operan sobre redes por razones económicas, es decir, si se quiere llamar a un ordenador remoto mediante una red, resulta más económico que hacerlo directamente. La posibilidad de obtener un costo más bajo es que el enlace telefónico normal utiliza un circuito caro y en exclusiva durante todo el tiempo que dura la llamada, mientras en el acceso a través de una red sólo se utilizan los enlaces de larga distancia cuando no están transmitiendo datos.

Una tercera forma que nos muestra el amplio potencial del uso de redes, es su empleo como medio de comunicación, los investigadores en informática ya toman como hecho poder enviar correo electrónico a cualquier parte del mundo desde sus terminales. En el futuro será posible para cualquier persona enviar y recibir correo electrónico y no sólo aquellas personas que se encuentran en el mundo de los ordenadores, además este tipo de correo es capaz de transmitir voz digitalizada, así como fotografías e imágenes de televisión y video, aunque se sigue tratando de mejorar la resolución.

2.2.2 Estructura de la red.

En toda red existe una colección de máquinas para correr programas de usuarios (aplicaciones), estas máquinas son denominadas servidores (en algunas ocasiones

también se utiliza el termino de equipo terminal de datos o sistema final), los servidores están conectados mediante una subred de comunicación. El trabajo de la subred consiste en enviar mensajes entre servidores, de la misma manera como el sistema telefónico envía palabras entre la persona que habla y la que escucha. El diseño de la red se simplifica notablemente cuando se separan los aspectos puros de la comunicación de la red (la subred) de los aspectos de aplicación, una subred en la mayoría de las redes de área extendida consiste en dos componentes diferentes: las líneas de transmisión y los componentes de conmutación.

Las líneas de transmisión se encargan de mover los bits (información) entre las máquinas; los elementos de conmutación son ordenadores especializados que se utilizan para conectar dos o más líneas de transmisión cuando los datos llegan por una línea de entrada, el elemento de conmutación deberá seleccionar una línea de salida para reexpedirlos.

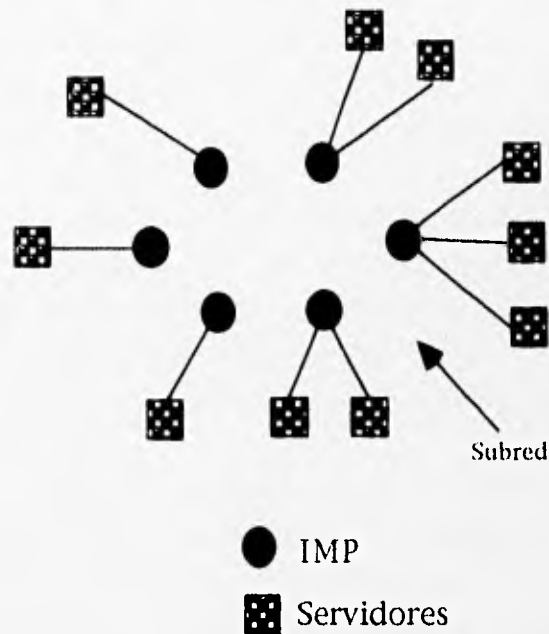


Figura 2.2. Relación entre los servidores y la subred.

A los elementos de conmutación los llamaremos procesadores de intercambio de mensajes (IMP), aunque los términos nodo de conmutación de paquetes, sistema intermedio y central de conmutación de datos, también son empleados con frecuencia. En la ilustración que se muestra en la figura 2.2 cada uno de los

servidores esta conectado a un procesador de intercambio de mensajes aunque en ocasiones lo haga con más de uno, por consecuencia todo el tráfico que va o viene del servidor pasa a través de un procesador de intercambio de mensaje.

En términos generales puede decirse que existen dos tipos de diseños para la subred de comunicación que son: 1. Canales punto a punto y 2. Canales de difusión. En el primero de ellos, la red contiene varios canales o líneas telefónicas alquiladas, conectando a cada una de ellas un par de procesadores de intercambio de mensajes, si dos procesadores de intercambio desean comunicarse y no comparten un cable común, deberán hacerlo de manera indirecta a través de otros procesadores de intercambio de mensaje. Cuando un mensaje (que en contexto de subred normalmente se le denomina paquete) se envía de un procesador de intercambio de mensajes a otro, a través de uno o más procesadores de intercambio de mensaje intermedio, se almacenará ahí y no continuará su camino hasta que las líneas de transmisión den una salida para reexpedirlo, es decir, se encuentre libre. La subred que utiliza este principio se denomina punto a punto, de almacenamiento y envío o de conmutación de paquetes. Casi todas las redes de área extendida tienen redes del tipo de almacenamiento y reenvío.

La difusión se utiliza como un segundo tipo de arquitectura de comunicación y la utilizan la mayoría de las redes de área local y un número reducido de redes de área extendida. En una red de área local el procesador de intercambio de mensaje se reduce a un solo chip, el cual se incluye en el interior del servidor, del tal manera que siempre habrá un servidor por cada procesador de intercambio de mensaje.

Los sistemas de difusión tienen un solo canal de comunicación que a su vez es compartido por todas las máquinas que constituyen la red. Los paquetes que una máquina cualquiera envía son recibidos por todas las demás, el campo de dirección localizado en el interior de un paquete específica a quien va dirigido. En el momento en que se recibe un paquete se verifica el campo de dirección, y si el paquete esta destinado a otra máquina este simplemente se ignora. Por lo normal los sistemas de difusión también admiten la posibilidad de dirigir un paquete a todos los destinos mediante el empleo de un código especial incluido en el campo de dirección, cuando se transmite un paquete con dicho código, éste es recibido y procesado por todas las máquinas de la red. Algunos sistemas de difusión también soportan la transmisión a un subconjunto de máquinas, lo cual se conoce como difusión restringida.

2.3 Topologías de Redes.

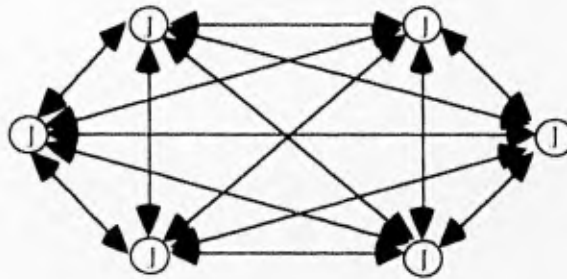
La topología de redes se refiere a la forma en que se conectan los dispositivos físicamente a la red, es decir, es un parámetro primario que condiciona fuertemente las prestaciones que de la red pueden obtenerse. El acierto en la elección de una u otra estructura dependerá de su adaptación en cada caso al tipo de tráfico que debe cursar y de una valoración de la importancia relativa de las prestaciones que de la red se pretende obtener. Pueden seleccionarse sin embargo algunos criterios básicos que permitan efectuar comparaciones generales entre las topologías. Así convendrá analizar:

- **Costo-modularidad.** Esto es en cuanto al costo en medios de comunicación y a la sencillez de instalación y mantenimiento.
- **Flexibilidad-complejidad.** Por la dificultad que supone incrementar o reducir el número de estaciones.
- **Fiabilidad-adaptabilidad.** Por los efectos que una falla en una estación o en el medio de comunicación puedan provocar en la red, así como las necesidades de reconfiguración como procedimiento de mantener el servicio mediante encaminamientos (enrutamientos) alternativos.
- **Dispersión-concentración.** Por su adecuación a instalaciones con poca o mucha dispersión geográfica.
- **Retardo-caudal.** Por el retardo mínimo introducido por la red o su facilidad para manejar grandes flujos de información sin que se produzcan bloqueos o congestiones.

Una fuerte exigencia de alguna de estas características puede obligar a reducir a la inatación de una determinada red por el tipo de topología que se utiliza. Así para cubrir servicios donde la fiabilidad de la comunicación es de gran importancia, no debería utilizarse una red con topología de estrella, ya que una avería en el nodo central bloquea toda la red.

2.3.1 Topologías de una red de área amplia (WAN).

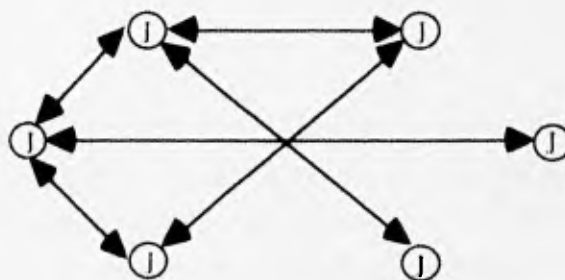
En la figura 2.3 se muestra una red de tipo malla completamente conectada, como se puede observar en la figura, esta red es una en que cada estación (J) tiene un enlace directo para cada una de las otras estaciones; la cual tiene un enrutamiento definido, en donde un enlace único es usado para alcanzar cada destino.



J= Estación o empalme

Figura 2.3 Malla completamente conectada

Una red de malla más realista es la llamada "malla irregular", en donde la estación es gobernada por los requerimientos del usuario. En la cual los nodos de interconexión dependen de la disponibilidad de la ruta enlace, líneas de banda ancha y costo. Además la selección es mucho más sofisticada que en una malla completamente conectada. Este tipo de malla se muestra en la figura 2.4.



J= Estación o empalme

Figura 2.4 Malla irregular.

2.3.2 Topologías de redes de área local (LAN).

Las redes de área local (LAN) fueron creadas para compartir recursos de información en el medio ambiente de una empresa u organización a nivel local. La expresión red de área local describe un método mediante el cual los microordenadores pueden compartir información y recursos dentro de un área local limitada, generalmente inferior a una milla.

Una LAN exige que las estaciones de trabajo individuales estén unidas físicamente por algún medio de transmisión (usualmente cable coaxial o par trenzado) y que haya algún software de red residente en disco duro, que permita compartir periféricos, datos y programas de aplicaciones. Además las redes de área local son generalmente simétricas.

2.3.2.1 Topologías de estrella.

Todas las estaciones están unidas mediante medios bidireccionales a un módulo o nodo central, que efectúa nodos de conmutación como se muestra en la figura 2.5. Un ejemplo frecuente en redes locales es la adaptación de una central telefónica privada con conmutación de circuitos (PABX) a la interconexión de sistemas o recursos informáticos situados en plantas o edificios contiguos.

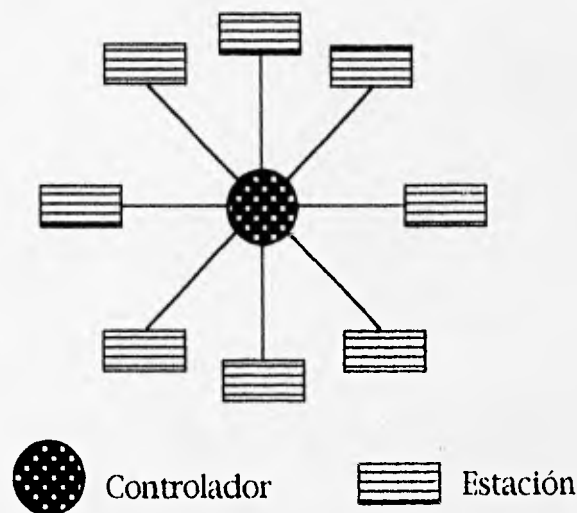


Figura 2.5 Topología de estrella.

El nodo central asume además las labores de control y dispone de gran parte de los recursos informáticos comunes (memorias masivas, impresoras rápidas, etc.). El nodo aísla una estación de otra resultando una red fiable frente a averías en las estaciones. Sin embargo, una avería en el nodo principal deja totalmente bloqueada a la red y sin posibilidad de reconfiguración. La "flexibilidad-complejidad" es buena permitiendo incrementar o disminuir con sencillez el número de estaciones ya que las modificaciones son sencillaz y estan todas localizadas en el nodo central. Puede resultar costosa por la longitud del medio de transmisión a instalar. No permite cursar grandes flujos de tráfico por congestionarse el nodo.

2.3.2.2 Topología de árbol.

Es una extensión de la arquitectura de estrella; permite establecer una jerarquía clasificando a las estaciones en grupos y niveles según el nodo a que estan conectadas y su distancia jerarquica al nodo central.

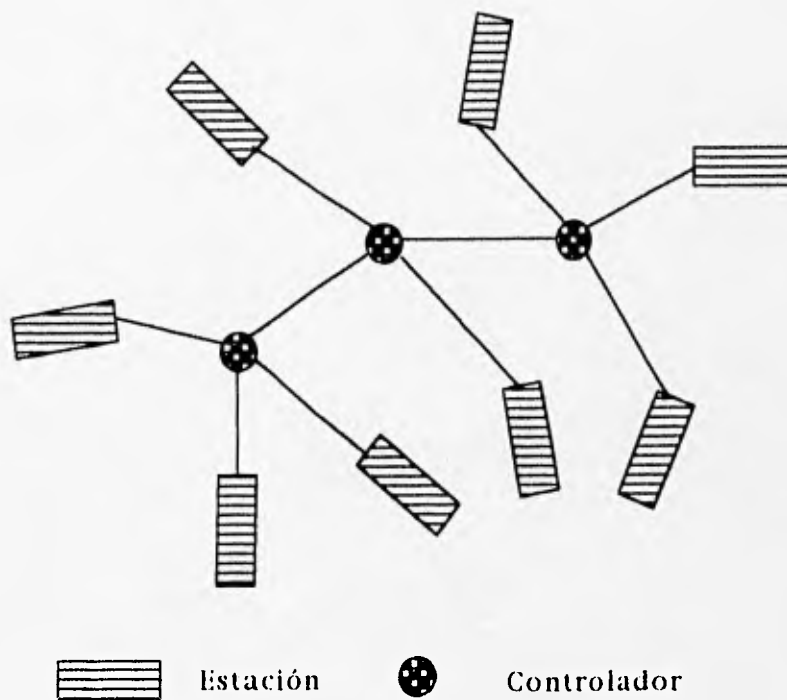


Figura 2.6 Topología de árbol.

De características similares a la red de estrella, reduce la longitud de los medios de comunicación incrementando el número de nodos. Se puede adaptar a redes con grandes distancias geográficas y predominancia de tráfico local, características más propias de una red pública de datos que de una red privada local. Este tipo de topología se muestra en la figura 2.6.

2.3.2.3 Topologías de anillos simples y múltiples.

Los módulos de comunicaciones de las estaciones están interconectados formando un anillo, de modo que todas las informaciones pasan por todos los módulos que únicamente envían a la estación los paquetes a ella destinados, como se muestra en la figura 2.7. Aunque mediante la multiplexación de canales en frecuencia o transformadores híbridos, el anillo puede estar formado por un único medio de comunicación bidireccional; suele recurrirse a dos líneas separadas: una de transmisión y otra de conexión.

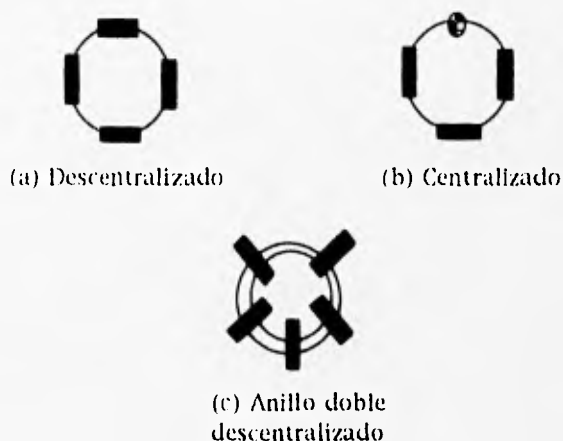


Figura 2.7 Anillo simple.

La velocidad de transmisión puede ser así mayor y el transceptor es mucho más sencillo. En redes centralizadas el anillo incluye un controlador, lo que no es frecuente en redes locales, donde se prefieren los procedimientos distribuidos por ser más flexibles. El flujo que puedan cursar viene limitado por el ancho de banda

del medio de transmisión, si el número de estaciones es elevado, el retardo total puede resultar excesivamente grande para determinadas aplicaciones en tiempo real, debido al retardo introducido por cada estación. Suele utilizarse para conectar sistemas informáticos de capacidad media y alta, especialmente si están bastante separados geográficamente (decenas de kilómetros).

La relación costo-modularidad es buena, así como la flexibilidad para incrementar el número de estaciones. La aparición de una falla en el medio de comunicación bloquea totalmente a la red sin posibilidad de reconfiguración. Para aminorar este problema se han estudiado y construido redes locales con dos o más anillos. La red DDLCN (Double Distributed Loop Computer Network) desarrollada por M. Liu en la Universidad del estado de Ohio es un ejemplo de topología de doble anillo.

2.3.2.4 Topología de Bus y Multipunto.

Los módulos de comunicaciones están conectados de un único medio de comunicación (bus) que recorre todas las estaciones, al igual que en la estructura de anillo, no es necesario efectuar enrutamientos. Mientras que en el anterior los mensajes recorrían sucesivamente todas las estaciones siguiendo el orden de conexión, aquí la topología es de difusión y todas las estaciones reciben simultáneamente la información.

En aplicaciones a redes locales el control de acceso al medio suele ser distribuido. Sin embargo aunque forma parte de una red más compleja, la conexión suele efectuarse a través de un controlador que gestiona también el bus, a esta estructura se le denomina multipunto. Dentro de la topología de un bus distinguiremos entre bidireccional y unidireccional. El bus bidireccional se transmite en ambas direcciones por el mismo medio o medios conductores (bus paralelo), la transmisión suele efectuarse por división espectral, asignación secuencial en el tiempo o menos frecuentemente mediante transformadores híbridos o duplexores.

El bus unidireccional mediante amplificadores sencillos permite alcanzar distancias mayores (decenas de kilómetros). A cambio se requiere aumentar la longitud de cable utilizado. Son tres las formas o tipos de conexión más utilizadas: 1.

Lazo, 2. Horquilla y 3. Espiral. El lazo es un bus que se inicia y termina en un controlador que centraliza la gestión, a diferencia de la topología en anillo con controlador, los módulos de comunicación no están incluidos en el bucle sino que cuelgan de él, observar la figura 2.8.

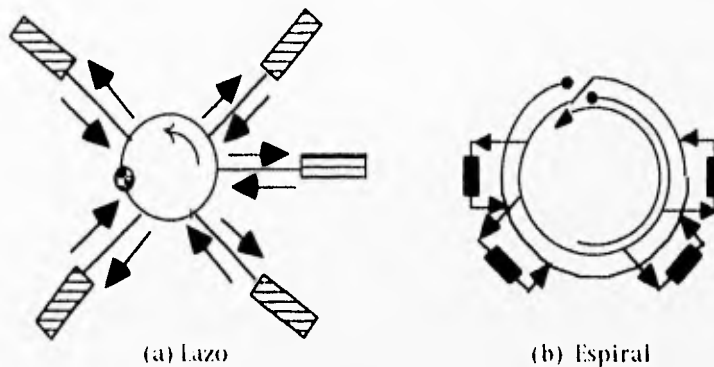


Figura 2.8 Bus unidireccional.

En la espiral el tiempo que una estación tarda en recibir su propio mensaje es constante e igual para todas las estaciones, uniformando los detectores de bus ocupado que ya no dependen en su actuación del lugar que la estación ocupa en la red, como se muestra en la figura 2.8b. Las topologías de un bus son en general las más sencillas de instalar, adaptándose con facilidad a la distribución geográfica de estaciones y con un costo reducido, especialmente los buses bidireccionales son para distancias no superiores a 1.5 Km.

Su gran modularidad de flexibilidad para variar el número de estaciones es una de sus principales ventajas. La conexión al bus debe de efectuarse mediante adaptadores pasivos y aislados, de modo que una avería en alguna de las estaciones no impida el correcto funcionamiento del resto de la red. Una avería sin embargo, en el medio de comunicación inhabilita el funcionamiento de toda la red o las separa en dos redes independientes, no existiendo posibilidad de reconfiguración.

Mientras el retardo de propagación es más reducido que en otras topologías (como el anillo), presenta mayores dificultades para una utilización eficiente de la capacidad del recurso, dando lugar a complejos algoritmos de control de acceso. Las estructuras unidireccionales son más costosas que las bidireccionales y solo suelen

justificarse cuando la longitud de la red obligue a utilizar amplificadores, o cuando por utilizar un medio de poca capacidad para la velocidad de transmisión, o para aumentar el número de servicios (voz, video, datos, etc.) que se quiere incluir, resulte conveniente duplicar el medio de comunicación.

Las redes de banda ancha (broad band) responden a este último caso y suelen utilizar buses bidireccionales frente a los buses unidireccionales más frecuentes en redes de banda base (base band).

2.3.2.5 Topología múltiple.

Cuando las estaciones pueden agruparse en conjuntos de forma que el tráfico hacia otro conjunto es mucho menor que el interior, puede resultar preferible distribuir las en varias redes en lugar de una, conectadas a través de un puerto o puente tal como se representa en la figura 2.9, sin que naturalmente sea necesario que todas las redes tengan la misma topología. Algunas veces la división de una red en dos puede venir forzado por las propias restricciones de la topología o el método de acceso al cable. Así por ejemplo, en una red Ethernet (bus bidireccional) las estaciones no pueden estar separadas más de 2.5 Km.

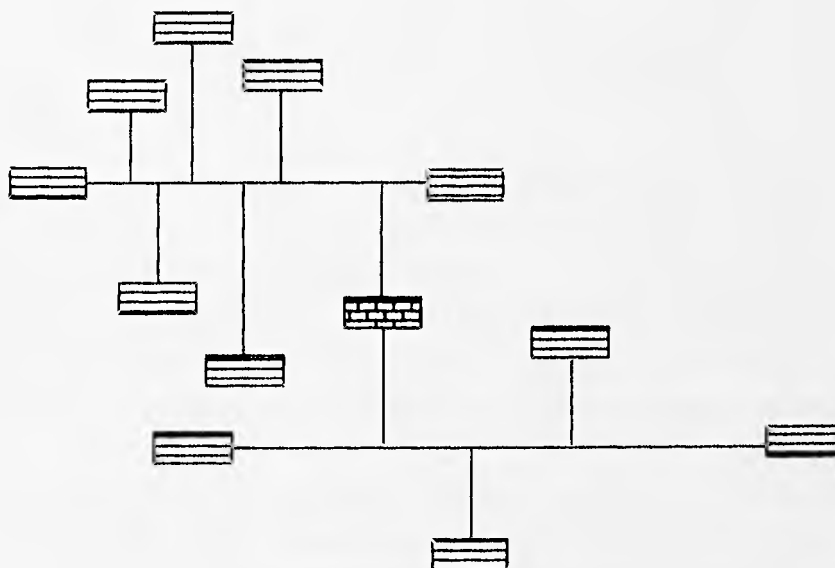


Figura 2.9 Conexión de dos buses mediante un puente.

2.4 Jerarquías de protocolos.

La mayoría de las redes se organizan en una serie de capas o niveles en donde cada una de ellas se construye sobre su predecesora, el número de capas, el nombre, contenido y función de cada una varían de una red a otra.

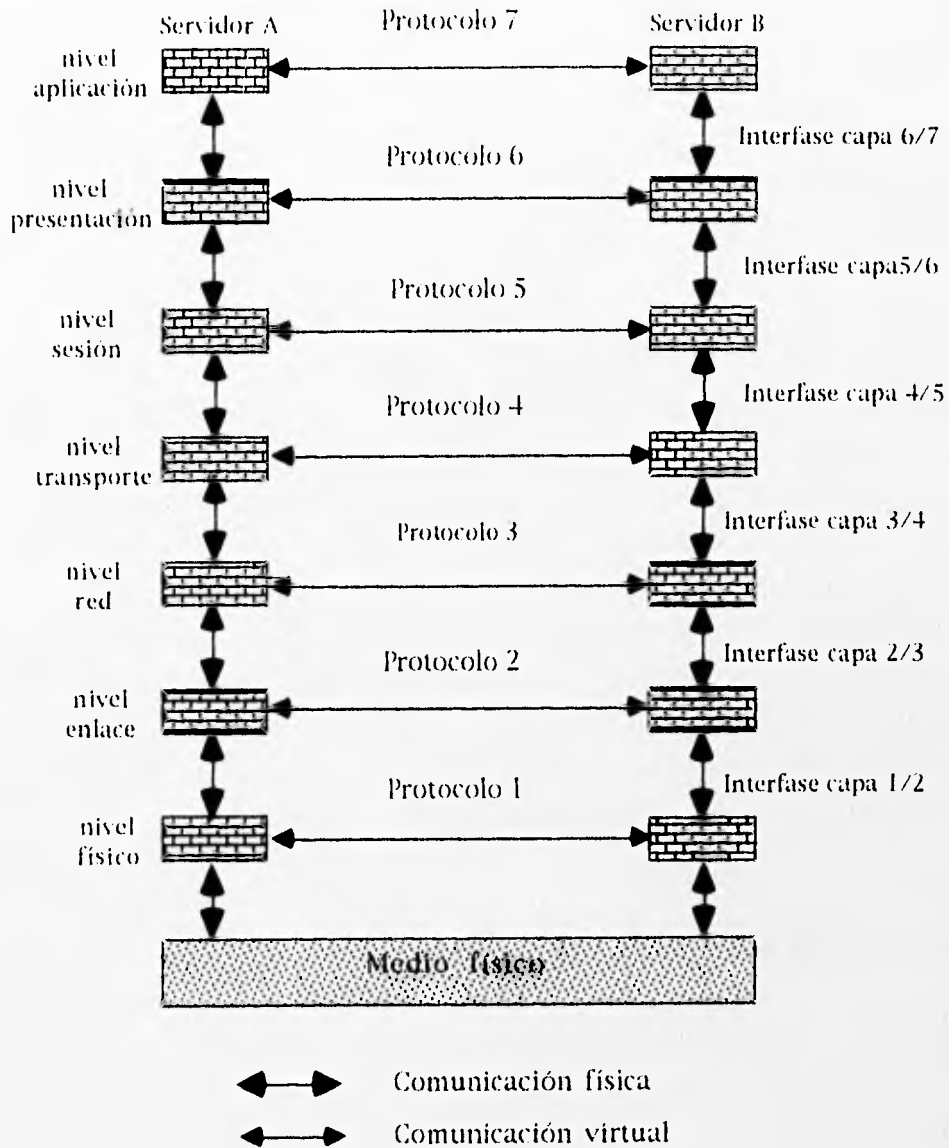


Figura 2.10. Capas, protocolos e interfases.

La capa n de una máquina conversa con la capa n de otra máquina, las reglas y convenciones utilizadas en esta conversación se conocen conjuntamente como protocolo de la capa n, como se ilustra en la figura 2.10. A las entidades que forman la capa correspondiente en máquinas diferentes se les denomina procesos pares (igual a igual) en otras palabras, son los procesos pares los que se comunican mediante el uso del protocolo. Realmente no existe transferencia directa de datos desde la capa n de una máquina, a la capa n de otra máquina, es decir, cada capa pasa la información de datos y control a la capa inmediatamente inferior.

Así debajo de la capa 1 esta el medio físico a través del cual se realiza la comunicación real. En la figura 2.10 se muestra mediante líneas punteadas la comunicación virtual, en tanto que las líneas sólidas representan la trayectoria de la comunicación física.

Entre cada par de capas adyacentes hay una interfase la cual define los servicios y operaciones primitivas que la capa inferior ofrece a la superior, hacer esto requiere que cada capa efectúe un conjunto específico de funciones bien definidas. El diseño claro de información que debe pasarse entre capas hace más simple la sustitución de la realización de una capa por otra completamente diferente.

Al conjunto de capas y protocolos se les denomina arquitectura de red, las especificaciones de esta deberán de contener la información que permita diseñar un programa o construir un hardware para cada capa y que siga en forma correcta el protocolo adecuado. Tanto los detalles de realización como las especificaciones de las interfases no forman parte de la arquitectura de la red; más aún, no es necesario que las interfases de todas las máquinas sean iguales en una red.

2.5 Modelo de referencia OSI.

En la figura 2.11 se muestra un modelo basado en una propuesta desarrollada por la organización internacional de normas (ISO), como un primer paso hacia la normalización internacional de varios protocolos. A este modelo se le conoce como modelo de referencia OSI (Interconexión de Sistemas Abiertos) de la ISO, porque precisamente se refiere a la conexión de sistemas dispuestos a establecer comunicaciones con otros distintos.

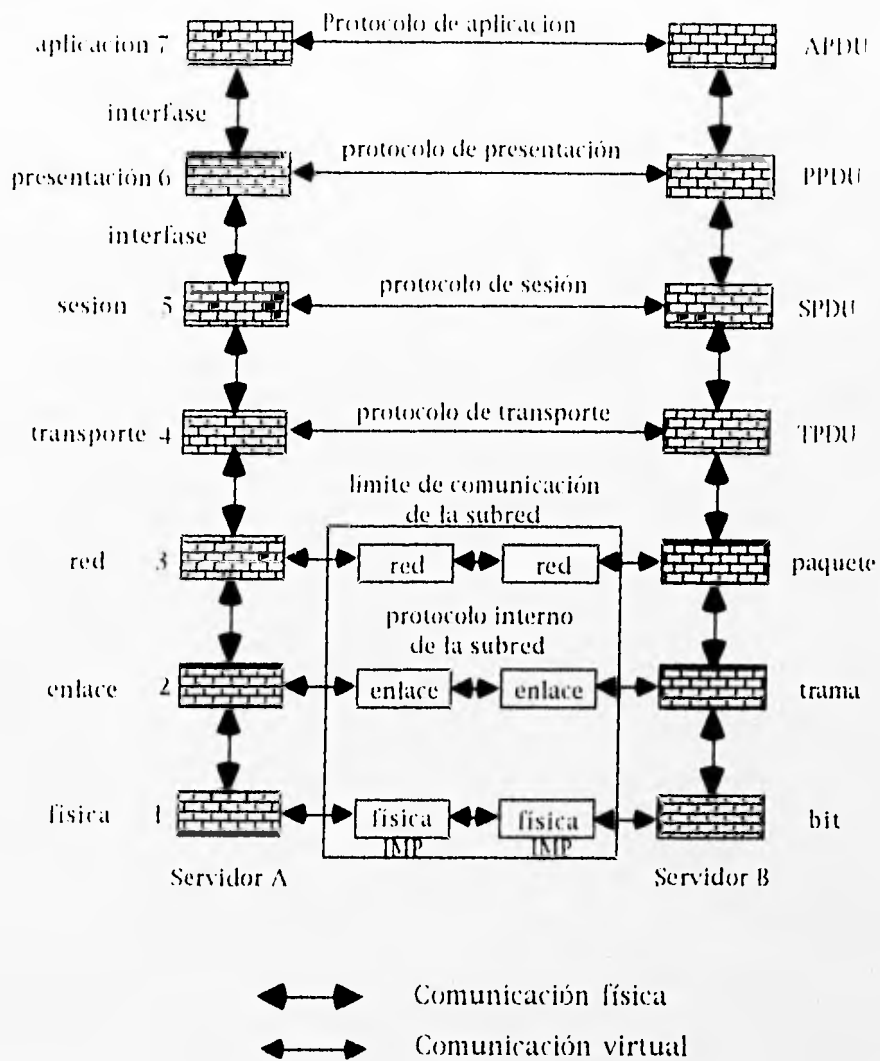


Figura 2.11 Arquitectura de la red, basada en el modelo OSI.

En forma abreviada lo llamaremos sencillamente modelo OSI. El modelo OSI tiene 7 capas, los principios aplicados para el establecimiento de 7 capas fueron los siguientes:

- Una capa se creará en situaciones en donde se necesita un nivel diferente de abstracción.
- Cada capa deberá efectuar una función bien definida.
- La función que realizará cada capa deberá seleccionarse con la intención de definir protocolos normalizados internacionalmente.
- Los límites de las capas deberán seleccionarse tomando en cuenta la minimización del flujo de información a través de las interfases.
- El número de capas deberá ser lo suficientemente grande para que funciones diferentes no tengan que ponerse juntas en la misma capa y, por otra parte, también deberá ser lo suficientemente pequeño para que su arquitectura no llegue a ser difícil de manejar.

Obsérvese que el modelo OSI por sí mismo no es una arquitectura de red, dado que no especifica, en forma exacta, los servicios y protocolos que se utilizarán en cada una de las capas, es decir, solo indica lo que cada capa deberá hacer. Sin embargo, la ISO también a generado normas para todas las capas, aunque estas, estrictamente hablando no forman parte del modelo.

2.5.1 Capa física.

La capa física se ocupa de la transmisión de bits a lo largo de un canal de comunicación, su diseño debe asegurar que cuando un extremo envía un bit con valor 1, éste se reciba exactamente igual como un bit con ese valor en el otro extremo. Preguntas comunes aquí son: ¿Cuántos volts deberán utilizarse para representar un bit de valor 1 o 0?; ¿Cuántos microsegundos deberá durar un bit?; si existe la posibilidad de hacer transmisiones bidireccionales en forma simultánea la forma de establecer la conexión inicial y ¿Cómo interrumpirla cuando ambos extremos terminan su comunicación?; o bien, ¿Cuántas puntas terminales tiene el conector de la red? y ¿Cuál es el uso de cada una de ellas?. Los problemas de diseño a considerar aquí son los aspectos mecánico, eléctrico, de procedimiento de interfase y el medio de transmisión físico, todo se encuentra bajo la jerarquía de la capa física.

2.5.2 Capa de enlace.

La tarea primordial de la capa de enlace consiste en que, apartir de un medio de transmisión común y corriente, transformarlo en una línea sin errores de transmisión para la capa de red. Esta tarea la realiza al hacer que el emisor divida la entrada de datos en tramas de datos (típicamente construida por octetos) y la transmisión en forma secuencial y procese las tramas de acentamiento devueltas por el receptor. Como la capa física acepta y transmite un flujo de bits sin tener en cuenta su significado o estructura, recaé sobre la capa de enlace la creación o reconocimiento de los límites de la trama. Esto puede llevarse a cabo mediante la inclusión de un patrón de bit especial al inicio y al término de la trama, si estos patrones de bit pueden aparecer entre los datos, deberá tenerse un cuidado especial para evitar cualquier confusión al respecto.

La trama puede destruirse por completo debido a una ráfaga de ruido en la línea, en cuyo caso el software de la capa de enlace, perteneciente a la máquina emisora, deberá retransmitir la trama. Sin embargo, múltiples transmisiones de la misma trama introducen la posibilidad de duplicar la misma. Por ejemplo, el duplicado de una trama podría enviarse si el acuse de recibo que regresa al receptor se hubiera destruido. Corresponde a esta capa resolver los problemas causados por daño, pérdida o duplicidad de tramas. La capa de enlace ofrece diferentes clases de servicios a la capa de red, cada uno de ellos con distinta calidad y precio.

Otro de los problemas que aparecen en la capa de enlace (y también en la mayoría de las capas superiores) es la referente a; ¿Cómo evitar que un transmisor muy rápido saturé con datos a un receptor muy lento?. Se deberá emplear un mecanismo de regulación de tráfico que permita que el transmisor conozca el espacio de memoria que en ese momento tiene el receptor.

Otra dificultad aparece cuando la línea tiene la capacidad de utilizarse para transmitir datos bidireccionales. El problema radica en que los asentamientos para el tráfico de un punto a otro compiten por el uso de la línea con las tramas que vienen en sentido contrario. Para resolver este problema se ha inventado una solución inteligente consistente en el envío de aquellos super-puntos (piggy backing).

2.5.3 Capa de red.

La capa de red se ocupa del control de la operación de la subred. Un punto de suma importancia en su diseño, es la determinación sobre como encaminar los paquetes del origen al destino. Las rutas podrían basarse en tablas estáticas que se encuentran "cableadas" en la red y que difícilmente podrían cambiarse. También podrían determinarse los inicios de cada conversación, así como la terminación de las mismas; por último podrían ser de tipo dinámico, determinandose en forma diferente para cada paquete, reflejando la carga real de la red. El software deberá saber por lo menos, ¿Cuántos paquetes, caracteres o bits se han enviado en la transmisión?

También pueden surgir problemas cuando un paquete tenga que desplazarse de una red a otra para llegar a su destino, el direccionamiento usado para la segunda red puede ser diferente al empleado en la primera. La segunda podría no aceptar el paquete en su totalidad, por ser demasiado grande, los protocolos podrían ser diferentes etc. La responsabilidad, para resolver problemas de interconexión de redes heterogéneas recaerá en todo caso en la capa de red. En redes de difusión el problema del enrutamiento es simple, por lo cual la capa de red es normalmente muy delgada o incluso inexistente.

2.5.4 Capa de transporte.

La función principal de la capa de transporte consiste en aceptar los datos de la capa de sesión y dividirlos (siempre que sea necesario) en unidades más pequeñas y pasarlos a la capa de red y asegur que todos ellos lleguen correctamente al otro extremo, además todo este trabajo se debe hacer de manera eficiente, de tal forma que aisle la capa de sesión de los cambios inevitables a los que esta sujeta la tecnología de hardware.

Bajo condiciones normales la capa de transporte crea una conexión de red distinta para cada conexión de transporte solicitada por la capa de sesión. Si la conexión de transporte necesita un gran caudal, esta podría crear múltiples conexiones de red, dividiendo los datos entre las conexiones de la red con objeto de mejorar dicho caudal. Por otra parte si la creación o mantenimiento de una red resulta costoso, la capa de transporte podría multiplexar varias conexiones de

transporte sobre la misma conexión de red para reducir dicho costo. En todos los casos la capa de transporte se necesita para hacer el trabajo de multiplexión transparente a la capa de sesión.

La capa de transporte determina que tipo de servicios debe dar a la capa de sesión, y en último término a los usuarios de la red, el tipo más popular de conexión de transporte corresponde al canal punto a punto sin error por medio del cual se entregan los mensajes en el mismo orden en que fueron enviados. Sin embargo, el transporte de mensajes aislados sin garantizar el orden de distribución y la difusión de mensajes a destinos múltiples es otra posibilidad de servicios de transporte, el tipo de servicio se determina cuando se establece la conexión.

La capa de transporte es una capa del tipo origen-destino, o extremo a extremo, es decir, un programa en la máquina origen lleva una conversión con un programa parecido que se encuentra en la máquina destino, utilizando las cabeceras de los mensajes y los mensajes de control. Los protocolos de las capas inferiores, son entre cada máquina y su vecino inmediato, y no entre las máquinas origen y destino, las cuales podrían estar separadas por muchos procesadores de intercambio de mensajes.

En la figura 2.11 se muestra la diferencia entre las capas 1 a 3, que están encadenadas, y las capas 4 a 7, que son de extremo a extremo. Algunos servidores son multiprocesos, lo cual implica que múltiples conexiones estarán entrando y saliendo en cada uno de ellos. Se necesita alguna forma para decir que mensaje pertenece a que conexión, la cabecera de transporte es un lugar en donde puede colocarse esta formación.

Además de multiplicar varios flujos de mensajes en un canal, la capa de transporte debe ocuparse del establecimiento y liberación de conexiones a través de la red. Esto requiere de algún mecanismo de denominación de tal forma que en un proceso en una máquina tenga una manera para describir con quién desea conversar. También debe haber un mecanismo para regular el flujo de información, de manera que un servidor muy rápido no puede desbordar a otro más lento. El control de flujo entre servidores es diferente a aquél entre procesadores de intercambio de mensajes.

2.5.5 Capa de Sesión.

La capa de sesión permite que los usuarios de diferentes máquinas pueden establecer sesiones de trabajo entre ellos, a través de una sesión se puede llevar a cabo un transporte de datos ordinario, tal como lo hace la capa de transporte, pero mejorando los servicios que esta proporciona y que se utilizan en algunas aplicaciones. Una sesión podría permitir al usuario acceder a un sistema de tiempo compartido a distancia, o transmitir un archivo entre dos máquinas. Uno de los servicios de la capa de sesión consiste en gestionar el control de diálogo, las sesiones permiten que el tráfico fluya en ambas direcciones al mismo tiempo, o bien, en una sola dirección en un instante dado. Si el tráfico sólo puede ir en una dirección en un momento dado, la capa de sesión ayudará en el seguimiento de quien tiene el turno.

La administración del testigo es otro de los servicios relacionados con la capa de sesión, para el caso de algunos protocolos resulta esencial que ambos lados no traten de realizar la misma operación en el mismo instante. Para manejar estas actividades, la capa de sesión proporciona testigos que pueden ser intercambiados, solamente el extremo con el testigo puede realizar la operación crítica. Otro de los servicios de la capa de sesión es la sincronización. Considérese por ejemplo, los problemas que podrían ocurrir cuando se tratara de hacer una transferencia de archivo de dos horas entre dos máquinas en una red con un tiempo medio entre caídas de una hora. Después de abastar cada archivo, la transferencia completa tendría que iniciarse de nuevo y probablemente, se encontraría de nuevo con la siguiente caída de la red.

Para eliminar este problema, la capa de sesión proporciona una forma para insertar puntos de verificación en el flujo de datos, con objeto de que, después de cada caída, solamente tengan que repetirse los datos que se encuentran después del último punto de verificación.

2.5.6 Capa de presentación.

La capa de presentación realiza ciertas funciones que se necesitan a menudo para buscar una solución general, en lugar de dejar que cada uno de los usuarios resuelva los problemas. En particular y a diferencia de las capas inferiores, que únicamente

están interesadas en el movimiento fiable de bits de un lugar a otro, la capa de presentación se ocupa de los aspectos de sintaxis y semántica de la información que se transmite.

Un ejemplo típico de servicio de la capa de presentación es el relacionado con la codificación de datos, la mayor parte de los programas de usuario no intercambian ristas de bits binarios aleatorios sino, más bien, cosas como nombres de personas, datos, cantidades de dinero y facturas. Estos artículos están representados por ristas de caracteres, números enteros, números de punto flotante, así como por estructuras de datos constituidas por varios elementos más sencillos.

Los ordenadores pueden tener diferentes códigos para representar las ristas de caracteres (por ejemplo, ASCII y EBCDIC), enteros (por ejemplo, complemento a uno y complemento a dos). Para posibilitar la comunicación de ordenadores con diferentes presentaciones, la estructura de los datos que se va a intercambiar puede definirse en forma abstracta, junto con una norma de codificación que se utilice "en el cable". El trabajo de manejar estas estructuras de datos y la conversión de la representación utilizada en el interior del ordenador a la representación normal de la red, se lleva a cabo a través de la capa de presentación.

La capa de presentación está relacionada también con otros aspectos de representación de la información. Por ejemplo, la compresión de datos se puede utilizar aquí para reducir el número de bits que tienen que transmitirse, y el concepto de criptografía se necesita utilizar frecuentemente por razones de privacidad y autenticidad.

2.5.7 Capa de aplicación.

La capa de aplicación contiene una variedad de protocolos que se necesitan frecuentemente. Por ejemplo, hay centenares de tipos de terminales incompatibles en el mundo. Considérese la situación de un editor orientado a pantalla que desea trabajar en una red con diferentes tipos de terminales, cada uno de ellos con diferentes formas de distribución de pantalla, de secuencia de escape para insertar y borrar texto, de movimientos de cursor, etc. Una forma de resolver este problema consiste en definir un terminal virtual de red abstracto, con el que los editores y

otros programas pueden ser escritos para tratar con él. Con el objeto de transmitir funciones del terminal virtual de una red a una terminal real, se debe escribir un software que permita el manejo de cada tipo de terminal.

Por ejemplo, cuando el editor mueve el cursor del terminal virtual al extremo superior izquierdo de la pantalla, dicho software deberá emitir la secuencia de comandos apropiados para que el terminal real ubique también su cursor en el sitio adecuado. El software completo del terminal virtual se encuentra en la capa de aplicación. Otra función de la capa de aplicación es la transferencia de archivos. Distintos sistemas de archivos tienen diferentes convenciones para denominar un archivo, así como diferentes formas para representar las líneas de texto. La transferencia de archivos entre dos sistemas diferentes requiere de estas y otras incompatibilidades. Este trabajo, así como el correo electrónico, la entrada de trabajo a distancia, el servicio de directorio y otros servicios de propósito general y específico, también corresponden a la capa de aplicación.

2.5.8 Transmisión de datos en el modelo OSI.

En la figura 2.12 se muestra un ejemplo de como se puede transmitir datos mediante el empleo del modelo OSI. El proceso emisor tiene algunos datos que desea enviar al proceso receptor, este entrega los datos a la capa de aplicación, la cual añade la cabecera de aplicación, AH (la cual puede ser nula), a la parte delantera de los mismos y entrega el elemento resultante a la capa de presentación.

La capa de presentación transforma este elemento de diferentes formas, con la capacidad de incluir una cabecera en la parte frontal, dando el resultado a la capa de sesión. Es importante resaltar que la capa de presentación no sabe que parte de los datos que le dió la capa de aplicación, corresponden a AH, y ¿Cuáles son los que corresponden a los verdaderos datos del usuario?. Ni debería saberlo. Este proceso se sigue repitiendo hasta que los datos alcanzan la capa física, lugar en donde efectivamente se transmiten a la máquina receptora. En la otra máquina se va quitando cada una de las cabeceras a medida que los datos se transmiten a las capas superiores, hasta que finalmente llegan al proceso receptor.

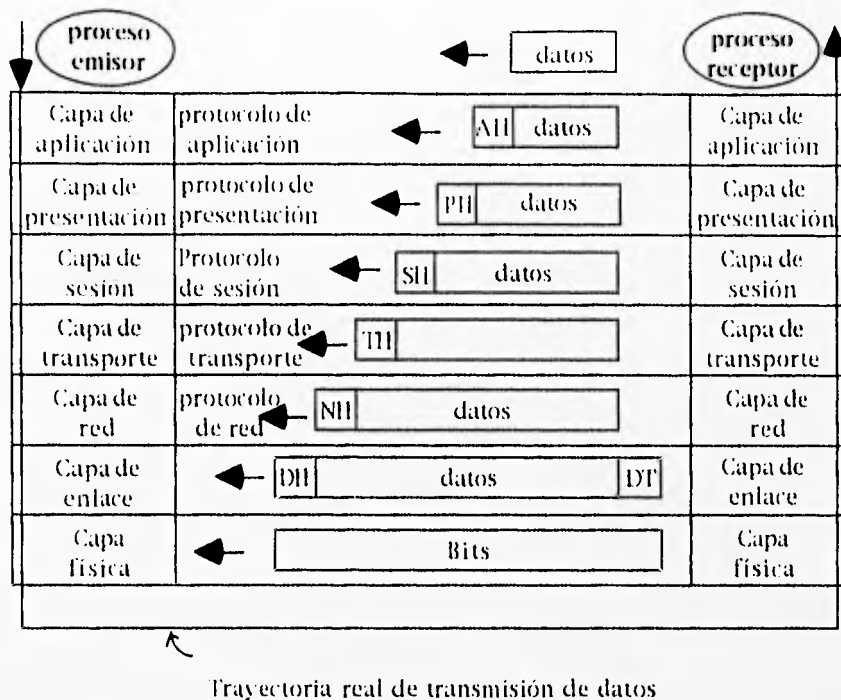


Figura 2.12 Utilización del modelo OSI (Algunas cabeceras pueden ser nulas).

2.6 Servicios.

La verdadera función de cada una de las capas OSI consiste en proporcionar servicios a las capas superiores.

2.6.1 Terminología OSI.

Se llaman entidades a los elementos activos que se encuentran en cada una de las capas. Las entidades pueden ser software (como un proceso), o hardware (como un chip inteligente de entrada/salida). Las entidades de la misma capa pero de diferentes máquinas, se conocen como entidades pares o iguales. Las entidades de la capa N desarrollan un servicio que utiliza la capa N+1, en este caso a la capa N se le denomina proveedor de servicio y a la capa N+1 usuario del servicio. La capa N puede utilizar los servicios de la capa N-1 con el objeto de proporcionar su servicio. Los servicios se encuentran disponibles en el SAP (Punto de Acceso al servicio); los

SAP de la capa N son lugares en donde la capa N+1 puede acceder a los servicios que se ofrecen. Cada uno de los SAP tiene una dirección que lo identifica de manera particular. Para aclarar este punto, los SAP en el sistema telefónico son los enchufes en los que se conectan los teléfonos y las direcciones de los SAP son los número telefónicos correspondientes a dichos enchufes.

Para que se lleve a cabo el intercambio de información entre dos capas deberá existir un acuerdo acerca de la interfaz. En una interfase típica, la entidad de la capa N+1 pasa una IDU (Unidad de Datos de la Interfase) a la entidad de la capa N, a través del punto de acceso al servicio como se muestra en la figura 2.13.

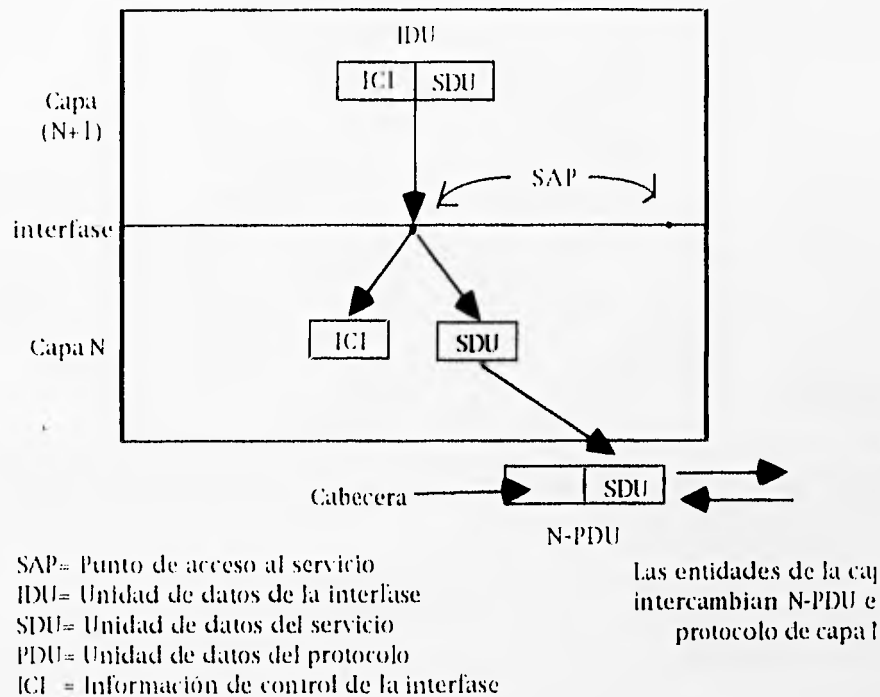


Figura 2.13 Relación entre capas de una interfaz.

El IDU consiste en una SDU (Unidad de Datos del Servicio) y de alguna información de control. La SDU es la información que se pasa, a través de la red, a la entidad par y posteriormente a la capa N+1. La información de control es necesaria porque ayuda a que las capas inferiores realicen su trabajo, pero no forma parte de los datos.

Para hacer la transferencia de una SDU, podrá ser necesaria su fragmentación por parte de la entidad de la capa N en varias partes, de tal forma que a cada una de ellas se le asigne una cabecera y se envíe como una PDU (Unidad de Datos del Protocolo) distinta. Las entidades pares utilizan las cabeceras de la PDU para llevar a cabo su protocolo de igual a igual.

Por medio de ellos se identifica a los PDU que contienen datos y cuales las que llevan información de control. Con frecuencia a los PDU de transporte, sesión y aplicación se les conoce como TPDU (unidad de datos del protocolo de transporte), SPDU (unidad de datos del protocolo de sesión) y APDU (unidad de datos del protocolo de aplicación), respectivamente. No es muy común oír hablar de los otros tipos de PDU.

2.6.2 Servicios, orientados a conexión y sin conexión.

Las capas pueden ofrecer dos tipos diferentes de servicios a las capas que se encuentran sobre ellas, uno orientado a conexión y otro sin conexión. El servicio orientado a la conexión se modela basándose en el sistema telefónico. Para poder hablarle a alguien se debe tomar el teléfono, marcar el número, hablar y colgar. Similarmente para utilizar una red con servicio orientado a conexión, el usuario del servicio establece primero una conexión, la utiliza y después termina la conexión. El aspecto fundamental de la conexión es que actúa de manera parecida a la de un tubo: el que envía introduce objetos por un extremo, y el receptor los recoge en el mismo orden por el otro extremo.

A diferencia de esto, el servicio sin conexión se modela con base en el sistema postal. Cada mensaje (carta) lleva consigo la dirección completa del destino y cada uno de ellos se encamina, en forma independiente a través del sistema. Normalmente cuando dos mensajes se envían al mismo destino, el primero que se envíe será el primero en llegar. Es posible sin embargo, que el primero que se envíe sufra un retardo y llegue antes el que se envió en segundo lugar, con un servicio orientado a conexión es imposible que suceda esto.

Cada servicio se caracteriza por la calidad del servicio; algunos de ellos son fiables en la medida que nunca pierden la información que transportan. Por lo

general, un servicio fiable se realiza haciendo que el receptor notifique haber recibido cada mensaje, para que el transmisor este seguro de que su mensaje llegó a destino. El proceso de notificación introduce un exceso de tráfico y retardos, que a menudo son convenientes, pero también algunas veces son indeseables. La transferencia de archivos es una situación típica en la que es deseable y apropiado tener un servicio orientado a conexión fiable. El servicio orientado a conexión fiable tiene dos variantes mínimas: secuencia de mensajes y flujos de octetos. En la primera de ellas, se mantienen los límites del mensaje.

Cuando se envían dos mensajes de 1K, éstos llegan como dos mensajes distintos de 1K, y nunca como un mensaje de 2K. En la segunda variante, la conexión es simplemente un flujo de octetos sin límites de mensaje. Cuando llegan al receptor 2K octetos no hay forma de saber si se enviaron como un mensaje de 2K, dos mensajes de 1K o 2048 mensajes de un octeto. En algunas aplicaciones no se pueden aceptar los retardos introducidos por el proceso de asentamientos, una de éstas es el tráfico de voz digitalizada. No todas las aplicaciones necesitan conexiones; por ejemplo a medida que el correo electrónico llega a ser más común, probablemente el emisor de este tipo de correo no desee tener problemas para establecer y posteriormente romper una conexión, sólo para enviar un mensaje. Tampoco es esencial tener un envío 100% fiable, especialmente si eleva su costo. Todo lo que se necesita a fin de cuentas, es un medio de envío de mensajes sencillo que tenga una alta probabilidad, pero no una garantía de alcanzar su destino. Un servicio sin conexión que no es fiable se conoce con frecuencia como servicio datagrama, por analogía con el servicio de telegramas, el cual tampoco proporciona acuse de recibo de la información al emisor.

En algunas situaciones convendría no tener que establecer una conexión para enviar un mensaje pequeño, pero sí sería fundamental que el proceso sea fiable. Para estas aplicaciones se proporcionaría el servicio de datagramas con asentamientos de información, cuyo servicio es parecido al proceso de enviar una carta certificada y solicitar un acuse de recibo. Cuando éste regresa, el emisor esta completamente seguro de que la carta se entregó a la persona interesada. Otro servicio alternativo es el de pregunta/respuesta, en el que la persona que envía, transmite un datagrama sencillo que contiene una solicitud, la contestación contiene una respuesta.

2.7 Medios de transmisión.

El propósito de la capa física consiste en transportar el flujo original de bits de una máquina a otra. Normalmente se utilizan varios medios físicos para realizar una transmisión; en los siguientes puntos veremos las características de algunos medios de transmisión.

2.7.1 Cables de pares (Par trenzado).

La forma más simple de medio limitado es un cable de pares que proporciona una trayectoria de ida y otra de vuelta a las señales eléctricas. Los primeros sistemas de telégrafo usaban el terreno en sustitución de uno de los cables, como se muestra en la figura 2.14(a), con repetidores intercalados en la línea para disminuir los efectos del ruido y atenuación (pérdida de la intensidad de la señal). Sin embargo este sistema no funcionaba bien debido a que la tierra no siempre es un buen conductor y a que el medio era sensible a grandes corrientes de ruido inducido por relámpagos. Se redujeron pérdidas al colocar dos cables según muestra la figura 2.14(b), pero la línea seguía sin estar balanceada a tierra (seguía estando desequilibrada) por lo que estaba expuesta a captar ruidos de casi cualquier dispositivo que lo produjera.

Finalmente, se usó la línea balanceada de dos cables como los de la figura 2.14(c) para minimizar la captación de ruido la disposición más frecuente del medio limitado es la de pares de líneas arrollados en forma de cables compuestos de 4 a 3000 pares. El grosor del cable varía desde 16 AWG (Calibre de Cable Americano) con un diámetro del cable de 1.3 mm, hasta 26 AWG con un diámetro de 0.405 mm. En los cables actuales cada hilo está aislado con una cubierta de polietileno ó policloruro de vinilio; sin embargo, todavía se usan muchos cables antiguos en los que el aislamiento es de papel. Las líneas de cable abierto sufren poca atenuación en el rango de frecuencias de voz debido a la gran sección del cable y a la separación relativamente grande que hay entre los cables cuando se colocan en la trave de un poste de servicio público. Un valor típico de atenuación en cables del tipo abierto con 2.64 mm de diámetro es de 0.04 dB/Km, mientras que un par trenzado de calibre 19 (0.91 mm de diámetro) de un cable multipar tiene una atenuación para frecuencias de voz de unos 0.6 dB/Km.

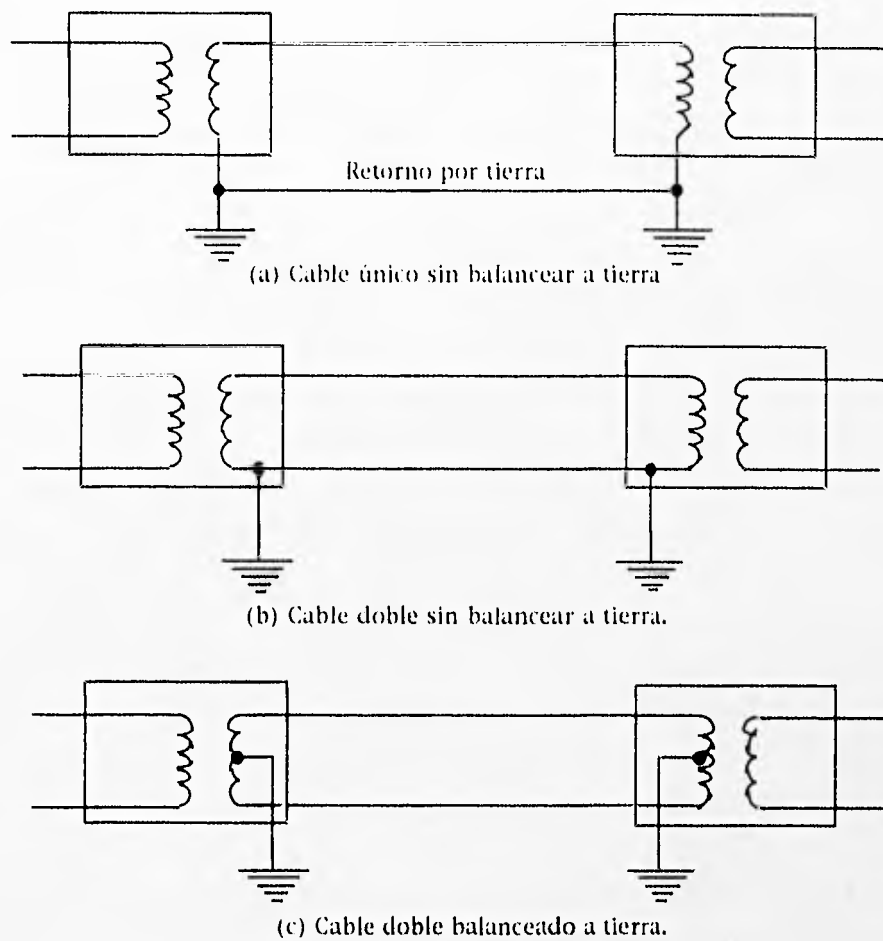


Figura 2.14 Tipos de circuitos de transmisión.

La atenuación de los pares con paso de torsión (trenzados) aumentan rápidamente con la frecuencia, y la relación de diafonía también se aumenta con la frecuencia. La frecuencia máxima de utilización de pares de cables sin tratamiento especial es aproximadamente de 1 MHz. La forma trenzada del cable se utiliza para reducir la interferencia eléctrica con respecto a los pares cercanos que se encuentran a su lado. La aplicación más común del par trenzado es el sistema telefónico, el cable telefónico esta formado por dos alambres de cobre que se encuentran aislados por una cubierta plástica y torcidos uno con el otro. El par trenzado a su vez se encuentra protegido por una cubierta aislante y protectora en la capa exterior denominada "jacket", como se muestra en la figura 2.15.

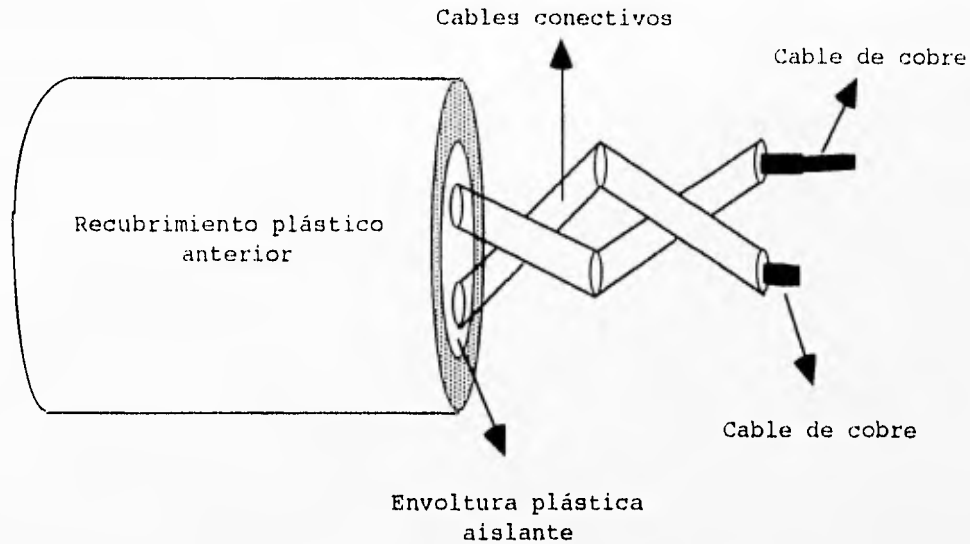


Figura 2.15 Estructura del cable de par trenzado.

Una característica demostrable de los circuitos con cables de pares es que un aumento de la inductancia en la línea puede ayudar a reducir la atenuación de las frecuencias de voz. La impedancia de línea (o resistencia en corriente alterna) aumenta, por lo que se puede transmitir una potencia determinada con menos corriente, pero con mayor voltaje. El resultado es una disminución de las pérdidas en serie y un aumento de las pérdidas en paralelo. Como las pérdidas en serie suelen ser las más determinantes, hay una reducción neta de la atenuación hasta que la inductancia alcanza el valor en el que las pérdidas en serie y paralelo se igualan. Se llama carga o pupinización a la adición de la inductancia en un cable de pares y el circuito al que se le ha añadido inductancia recibe el nombre de línea cargada o circuito cargado.

Los cables con los conductores de cobre más delgados y menos protegidos por un aislador (jacket) están dentro de la clasificación de cables tipo UTP (Unshielded Twisted Pair; Par Torcido sin Blindar). Son sumamente baratos, flexibles y permiten manipular una señal a una distancia máxima de 110 m sin el uso de amplificadores. Los cables de conductores más gruesos y muy bien cubiertos por un jacket son denominados del tipo STP (Shielded Twisted Pair; Par Torcido Blindado). Esto últimos son más caros y menos flexibles que los UTP, pero permiten un rango de operación de hasta 500 m como es el caso de las instalaciones del tipo anillo. Los

cables UTP y STP para redes del tipo ethernet y anillo deben cumplir con las siguientes especificaciones:

- Tener una impedancia de 85 y 115 ohms a 10 MHz.
- Presentar una atenuación máxima de 11 dB/110 m a 10 MHz o una atenuación máxima de 7.2 dB/110 m a 5 MHz.

2.7.2 Cable coaxial.

Para hacer más económico el servicio telefónico, tenía que encontrarse un medio que permitiera meter más de una conversación por canal. De hecho, el invento del teléfono surgió de los experimentos realizados por Alexander Bell sobre un telegráfo armónico, en un intento por poner más de una señal telegráfica en un canal. Para poner más conversaciones o más datos sobre un único canal se precisa un ancho de banda mayor (para admitir más frecuencias), lo cual en la práctica, significa mayores frecuencias. Dado que el límite práctico en cables de pares es de 1 MHz, había que desarrollar otro método.

En la proximidades de un cable atravesado por una señal de corriente alterna se producen fenómenos interesantes. Uno de ellos es que tanto el campo eléctrico como el magnético se desplazan alrededor del conductor. El campo magnético puede incluir la señal que transporta en conductores adyacentes (en comunicaciones se denomina diáfonía a la señal inducida e indeseable).

No obstante, si uno de los conductores del par hace la tierra del circuito y rodea al otro conductor tanto el campo eléctrico como magnético irradiados van confinados dentro del tubo que forma el conductor exterior. La aplicación de este principio se muestra en la figura 2.16 y este medio recibe el nombre de cable coaxial. Hay dos tipos de cable coaxial que se utilizan con frecuencia, uno de ellos es el cable de 50 ohms que se utiliza en la transmisión digital, en tanto que, el otro tipo es el cable de 75 ohms que se emplea en la transmisión analógica. Este conductor recibe el nombre de cable coaxial ya que los dos conductores tienen un eje común, las pérdidas resistivas del cable coaxial aumentan con la raíz cuadrada de la frecuencia,

lo que hace que el cable coaxial se use por lo general para frecuencias superiores a 2MHz.

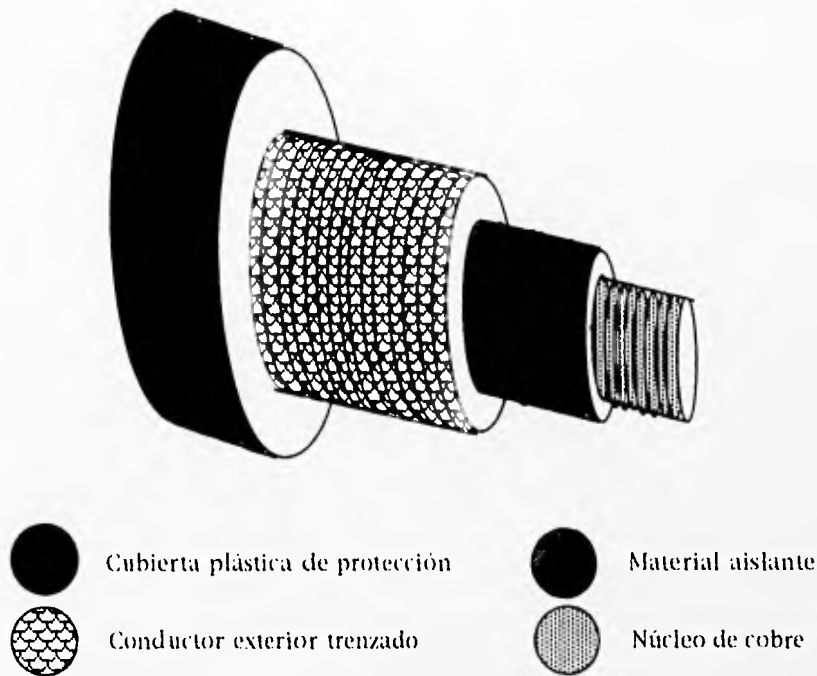


Figura 2.16. Cable coaxial .

El cable coaxial consta de un alambre de cobre duro en su parte central, es decir, constituye el núcleo, el cual se encuentra rodeado por un material aislante, este material aislante esta rodeado por un conductor cilindrico que frecuentemente se presenta como una malla de tejido trenzado. El conductor externo esta cubierto por una capa de plástico protector. La construcción del cable coaxial produce una buena combinación de un gran ancho de banda y una excelente inmunidad al ruido. El ancho de banda que se puede obtener depende en parte de la longitud del cable.

2.7.2.1 Cable coaxial de banda base.

El cable coaxial de banda base tiene un sólo canal que transporta en cada momento un solo mensaje a una velocidad muy elevada, para cables de un kilómetro por ejemplo es factible obtener velocidades de datos de hasta 10 Mbps, y en cables de

longitudes menores es posible obtener velocidades superiores. Se pueden utilizar cables con mayor longitud, pero se obtienen velocidades más bajas, los cables coaxiales tienen empleo en redes de área local y para transmisiones de larga distancia del sistema telefónico.

Existen dos formas de conectar ordenadores a un cable coaxial; la primera consiste en cortar con mucho cuidado el cable de dos partes e insertar una unión en T, que es un conector que reconecta el cable pero, al mismo tiempo provee una tercera conexión hacia el ordenador. La segunda clase de conexión se obtiene utilizando un conector tipo vampiro, que es un orificio, con un diámetro y profundidad muy precisas, que se perfora en el cable y que termina en el núcleo del mismo. En este orificio se atornilla un conductor especial que lleva a cabo la misma función de la unión en T, pero sin necesidad de cortar el cable en dos.

Existe mucha discusión sobre las ventajas y desventajas de estas dos técnicas de conexión, el hecho de incluir una unión en T implica realizar un corte en el cable, lo cual significa desconectar la red por algunos minutos. Para una red de gran producción, en la que constantemente se conectan nuevos usuarios el hecho de para el funcionamiento de la red, aun por unos cuantos minutos puede ser un acto indeseable. Además cuantos más conectores haya en el cable, existe una mayor probabilidad de que alguno de ellos tenga una mala conexión y ocasione problemas de vez en cuando.

Los conectores tipo vampiro no presentan esos problemas pero deben ser instalados con mucho cuidado. Si el orificio se hace demasiado profundo, puede llegar a romper el núcleo y producir dos partes sin conexión alguna. Si la profundidad del orificio no es suficiente se pueden obtener errores intermitentes en la conexión. Los cables que se utilizan en la conexión tipo vampiro son más gruesos y de mayor precio que los utilizados con la unión T.

Algunas veces se utilizan señales binarias, en cables coaxiales de forma directa (por ejemplo; 1 volt para un bit de valor 1 y 0 volt para un bit de valor 0), este método no ofrece al receptor un medio para determinar el momento en el que cada bit empieza y termina; por esta razón se prefiere utilizar una técnica denominada codificación Manchester, o una técnica relacionada llamada codificación diferencial Manchester. Con la codificación Manchester cada período de bit se divide

en dos intervalos iguales. Un bit binario con valor 1 se envía con un voltaje alto durante el primer intervalo y bajo durante el segundo.

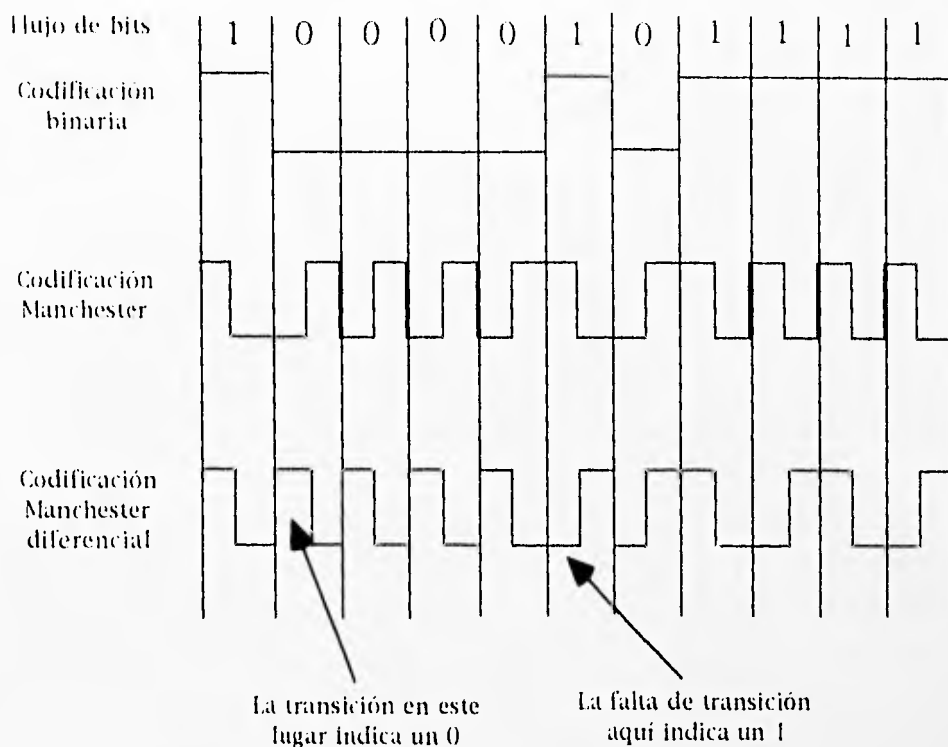


Figura 2.17 Tres técnicas diferentes de codificación.

Un bit binario de valor 0 es precisamente lo contrario: es decir, primero se tiene un voltaje bajo y después uno alto. Con este esquema se asegura que todos los períodos de bit tengan una transición en la parte media propiciando así un excelente sincronismo entre el receptor y el transmisor. Una desventaja de la codificación Manchester es que requiere del doble del ancho de banda del necesario para una codificación binaria directa, dado que los pulsos tienen la mitad de ancho. En la figura 2.17 se muestra la codificación Manchester.

La codificación diferencial Manchester es una variación de la codificación Manchester básica, pues en ella, un bit con valor 1 se indica por la ausencia de transición al inicio del intervalo, y un bit con valor 0 se indica por la presencia de una transición al inicio del intervalo. En ambos casos existe una transición en la parte media. El esquema diferencial exige un equipo más sofisticado pero ofrece una

mayor inmunidad al ruido. A causa de la limitación de un canal unico, no es posible transmitir por cables de banda base señales integradas compuestas de voz, datos e incluso video.

2.7.2.2 Cable coaxial de banda ancha.

El sistema que considera el otro tipo de cable coaxial emplea la transmisión analógica en el cableado que se utiliza comunmente para el envío de la señal de televisión por cable, y se le denomina de banda ancha. Aunque el término de banda anha proviene del medio telefónico en el cual se refiere a frecuencias superiores a los 4 KHz, el significado de este término en el medio de redes de ordenadores se asocia a las redes utilizadas para la transmisión analógica.

Dado que las redes de banda ancha utilizan la tecnología patrón para envío de señales de televisión por cable, los cables pueden emplearse para aplicaciones que necesiten hasta de 300 MHz (y en algunos casos hasta de 450 MHz), y extenderse a longitudes que alcanzan hasta los 100 metros, gracias a la naturaleza analógica de la señal, que es menos crítica que la de tipo digital. Para transmitir señales digitales en una red analógica, cada interfase debe tener un dispositivo electrónico que convierta una señal analógica el flujo de envío, y otro para convertir la señal analógica que llega en un flujo de bits. Dependiendo del tipo (y precio) de estos dispositivos electrónicos, 1 bps puede llegar a ocupar un ancho de banda que va desde 1 a 4 Hz. Un cable típico de 300 MHz por lo general, puede mantener velocidades de transmisión de datos de hasta 150 Mbps.

Normalmente los sistemas de banada ancha se dividen en varios canales, por ejemplo los canales de 6 MHz utilizados para la difusión de señales de televisión. Cada uno de los canales puede emplearse para señales analógicas de video, para audio de alta calidad o para un flujo digital de, por ejemplo, 3 Mbps en forma independiente de los otros canales. En el mismo cable se pueden combinar las señales de televisión y datos. Una diferencia clave entre los sistemas de banda base y los de banda ancha, es que en estos últimos se necesitan amplificadores que refuercen la señal en forma periódica. Estos amplificadores solo pueden transmitir las señales en una dirección de tal manera que un ordenador que dé salida a un paquete de información no será capaz de alcanzar ordenadores que se encuentran

"corriente arriba" de él, si existe un amplificador entre ellos. Para solucionar este problema se han desarrollado dos tipos de sistemas de banda ancha que son: 1. El cable dual y 2. El cable sencillo.

Los sistemas de cable dual tienen dos cables idénticos que se tienden uno junto al otro para transmitir información. El ordenador manda información a su puerto de salida por medio del cable 1 el cual se extiende hasta alcanzar al dispositivo denominado repetidor central (Head-End) localizado en la raíz del árbol del cable. Después del repetidor central pasa la señal al cable dos con objeto de que se transmita la señal de regreso al árbol. Todos los ordenadores transmiten sobre el cable 1 y reciben sobre el cable 2. En la figura 2.18a se muestra un sistema de cable dual.

El otro esquema asigna diferentes bandas de frecuencia para las comunicaciones que salen y llegan sobre un cable sencillo como se muestra en la figura 2.18b. La banda de baja frecuencia se utiliza para la comunicación que va de los ordenadores al repetidor central, que entonces mueve la señal a la banda de alta frecuencia y la retransmite. En el sistema de asignación baja, se utiliza una frecuencia entre 5 y 30 MHz para el tráfico que llega, y entre 40 y 300 MHz para el tráfico de salida. En el sistema de asignación media, la banda de entrada es de 5 a 116 MHz, en tanto que la banda de salida es de 168 a 300 MHz.

La elección de las frecuencias de estas bandas tienen carácter histórico, y está relacionado con la manera en que la Comisión Federal de Comunicaciones de Estados Unidos asignó las frecuencias para la difusión de los canales de televisión para lo cual se diseñó la banda ancha. Para los dos sistemas de asignación necesitan un receptor central activo que acepte las señales de entrada en una banda y las retransmita en la otra. Estas técnicas y frecuencias se desarrollaron para el envío de las señales de televisión por cable y se han adoptado para redes sin hacerles modificaciones, debido a las características de confiabilidad y costo relativamente bajo de su hardware. Los sistemas de banda ancha pueden utilizarse de diferentes maneras; a algunos pares de ordenadores se les puede asignar un canal permanente para su uso exclusivo, en tanto que otros pueden pedir un canal temporal para su conexión en un canal de control y después conmutar sus frecuencias a ese canal por el tiempo de duración de la conexión.

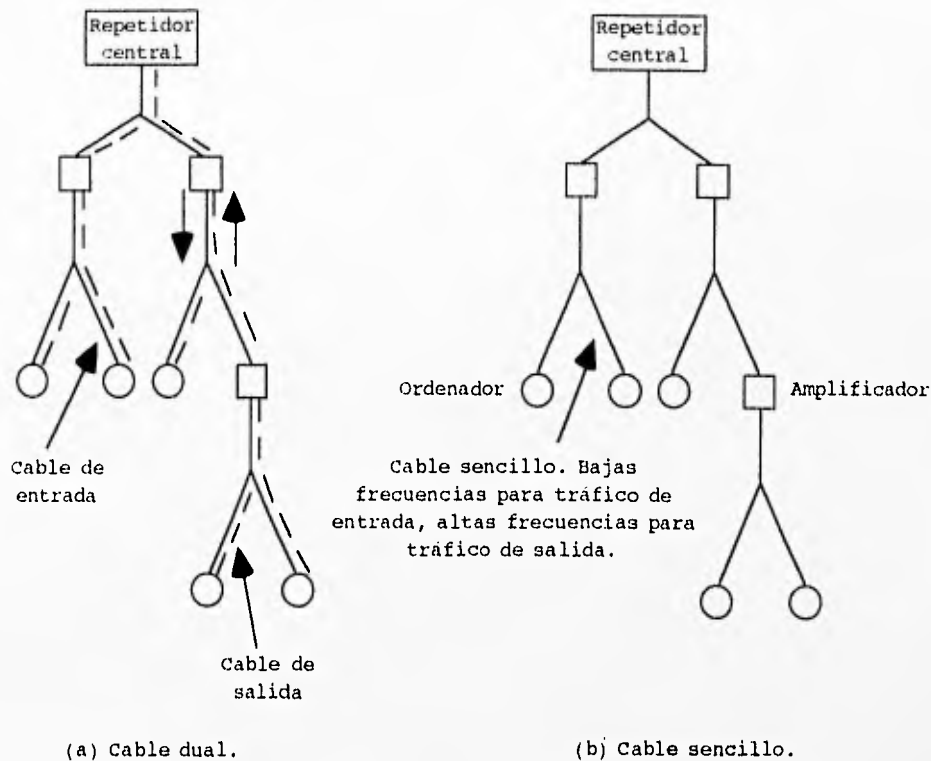


Figura 2.18 Redes de banda ancha.

Otro tipo de arreglo consiste en hacer que todos los ordenadores compitan por el acceso de un soló canal o a un grupo de canales. El sistema de banda ancha ofrece varios canales (que normalmente se limitan a 3 Mbps), y pueden transmitir datos, voz y señales de televisión en el mismo cable, por varias decenas de kilómetros si así fuera necesario. Para la mayoría de las aplicaciones, el ancho de banda adicional de los sistemas de banda ancha no llegan a justificar su complejidad y elevado costo, de tal manera que los sistemas de banda base son los de mayor uso.

2.7.3 Guía de onda.

Si la frecuencia de transmisión es suficientemente alta, los componentes eléctrico y magnético de una señal pueden viajar por el espacio libre sin necesidad de ningún conductor sólido; sin embargo para evitar interferencias y pérdidas debido a la propagación de la señal y para poder encaminar la señal como se desee, a veces es

útil confinar estas ondas en otro medio limitado llamado guía de onda. Suelen usarse guías de onda en frecuencias comprendidas entre 2,000 y 110,000 MHz para conectar los transmisores y receptores de microondas a sus antenas, las guías de onda se presurizan con aire o nitrógeno seco para expulsar la humedad que contenga, por que la humedad atenúa las microondas.

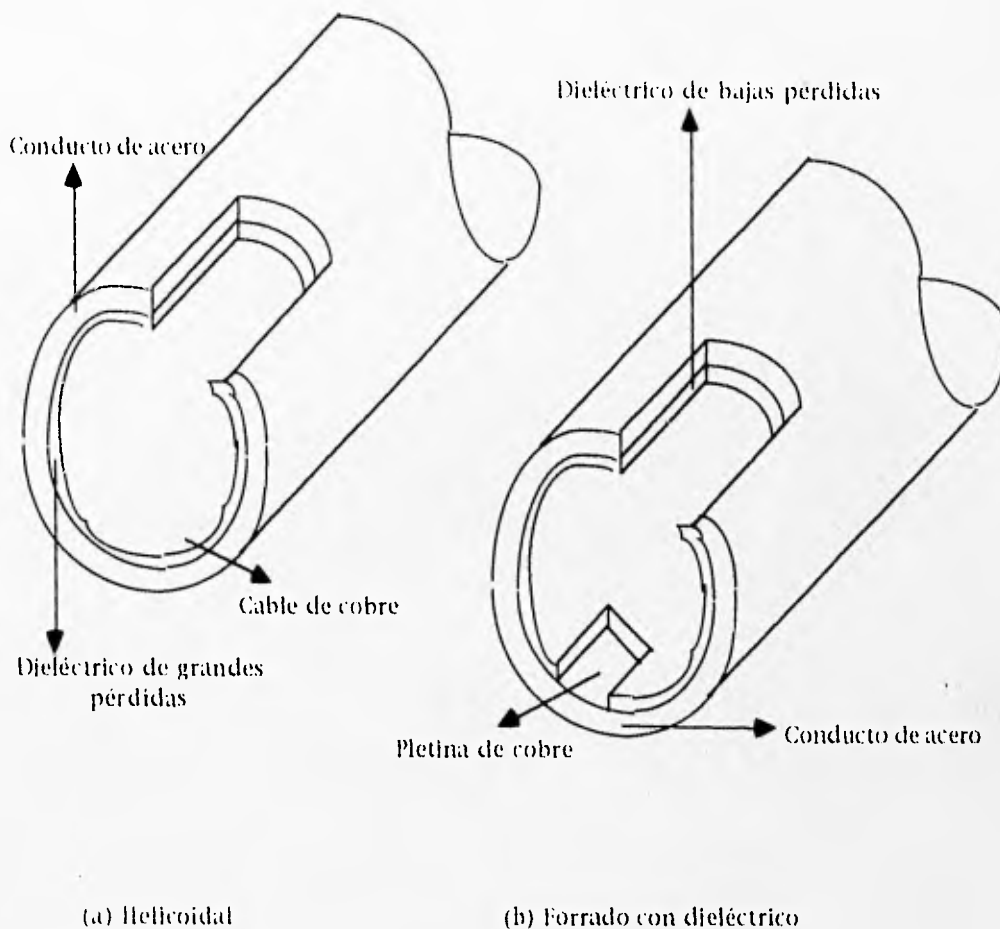


Figura 2.19 Guías de ondas circulares.

La sección transversal de las guías de onda antiguas era rectangular, pero lo normal en la actualidad es hacer guías de onda de sección circular, como se observa en la figura 2.19. Siguen usándose guías de ondas como conductores de señales de alta potencia y frecuencia, pero los sistemas más recientes usan cable de fibra óptica.

2.7.4 Fibra óptica.

Los desarrollos recientes en el campo de la tecnología óptica han hecho posible la transmisión de información mediante pulsos de luz. Un pulso de luz puede utilizarse para indicar un bit de valor 1; la ausencia de un pulso indicará la existencia de un bit de valor 0. La luz visible tiene una frecuencia de alrededor de 10^8 MHz, por lo que el ancho de banda de un sistema de transmisión óptico presenta una potencia enorme.

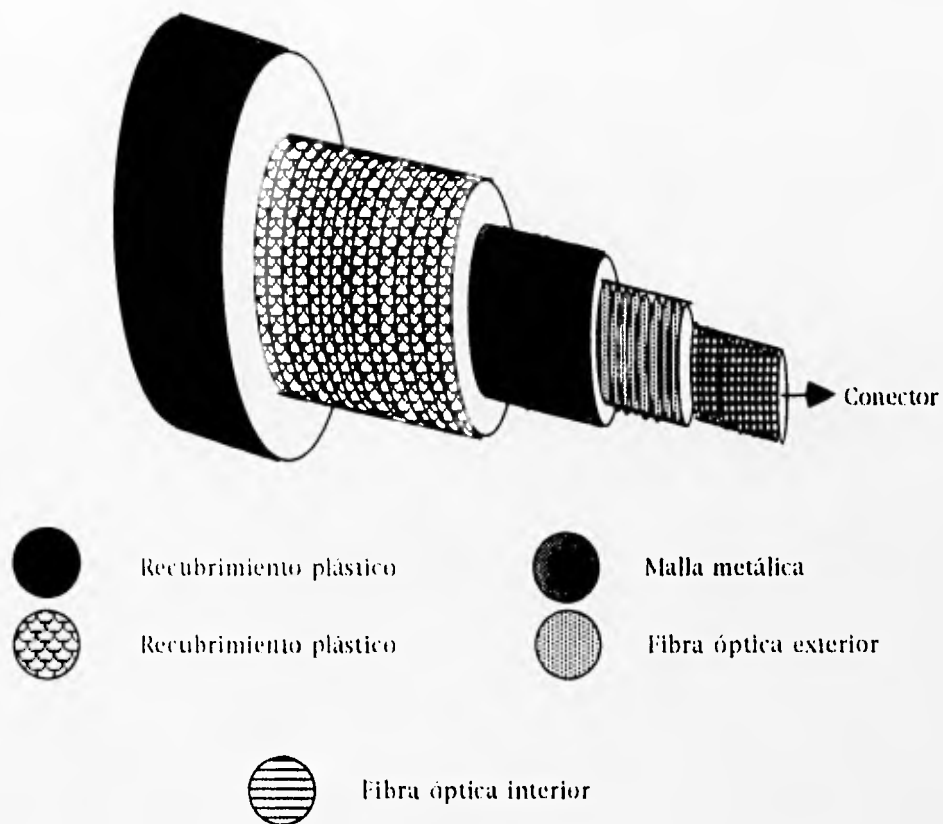


Figura 2.20. Fibra óptica.

El cable de fibra óptica se compone de una fibra muy delgada elaborada de dos tipos de vidrio con diferentes índices de refracción, uno para la parte interior y otro para la parte exterior, esta diferencia en la refracción previene que la luz penetre en una parte de la fibra óptica hasta la parte exterior evitando así la pérdida de la información.

La fibra óptica a su vez se encuentra protegida por una capa aislante y protectora en la parte más exterior, para darle mayor integridad estructural al cable, es sin embargo, extremadamente flexible ya que se pueden realizar giros de hasta 360° sin problemas de afectación en el cable. El diámetro de la fibra interior más comúnmente usado es de 62.5 micras y el de la fibra exterior de 125 micras, presentando una atenuación máxima de 4 dB/Km. En la figura 2.20 se muestra la estructura básica de una fibra óptica. Un sistema de transmisión tiene tres componentes: 1. El medio de transmisión, 2. La fuente y 3. El detector. El medio de transmisión es una fibra ultradelgada de vidrio o silicio fundido. La fuente de luz puede ser un led o un diodo láser, cualquiera de los dos emite pulsos de luz cuando se le aplica una corriente eléctrica. El detector es un fotodiodo que genera un pulso eléctrico en el momento en que recibe un rayo de luz.

Al colocar un led o diodo láser en el extremo de una fibra óptica y un fotodiodo en el otro extremo se tiene una transmisión de datos unidireccional que acepta una señal eléctrica, la convierte y la transmite por medio de pulsos de luz y después reconvierte la salida en una señal eléctrica en el extremo receptor. Este sistema de transmisión tendría fugas de luz y prácticamente sería de poco uso, excepto si no existiera un interesante principio de la física. Cuando un rayo de luz pasa de un medio a otro, por ejemplo del silicio fundido al aire, el rayo se refracta (se desvía) en la frontera silicio/aire, como se muestra en la figura 2.21a.

En esta figura se puede observar la incidencia del rayo de luz y sobre dicha frontera a un ángulo α_1 , emergiendo a un ángulo β_1 , en donde la cantidad de refracción dependerá de las propiedades de los dos medios (en particular de sus índices de refracción). Para ángulos de incidencia que se encuentran por encima de un valor crítico, la luz se refracta y se regresa al silicio, nada de esta escapa al aire. Así el rayo de luz que incida por encima del mencionado ángulo crítico, queda atrapado en el interior de la fibra, como se observa en la figura 2.21b, y puede propagarse a lo largo de varios kilómetros sin tener virtualmente ninguna pérdida. Para ángulos de incidencia que se encuentran por encima de un valor crítico, la luz se refracta y se regresa al silicio, nada de ella escapa al aire. En el dibujo de la figura 2.21 sólo se muestra un único rayo, pero dado que cualquier rayo de luz incidente, por encima del ángulo crítico se reflejará internamente, existirá una gran cantidad de rayos diferentes rebotando a distintos ángulos. A esta situación se le conoce como fibra multimodo.

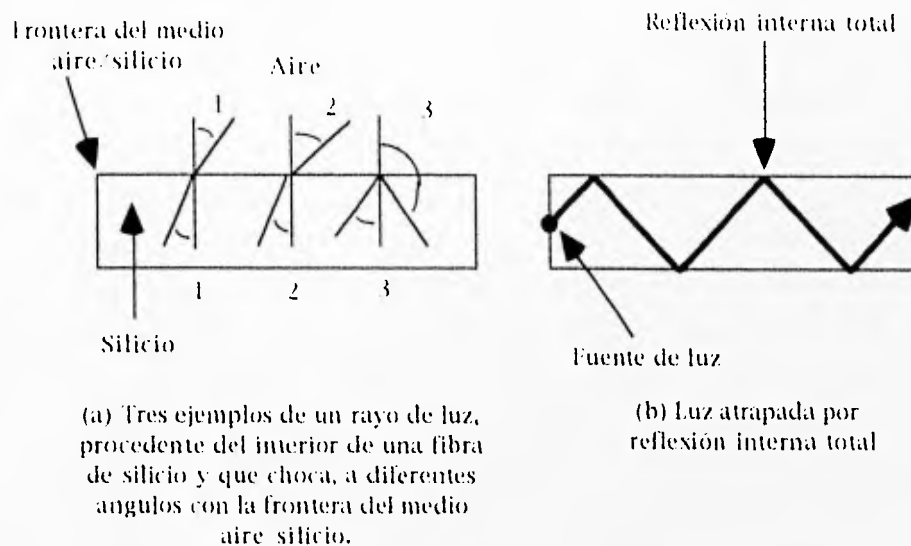


Figura 2.21. Rayo de luz en el interior de una fibra óptica.

Sin embargo, si el diámetro de la fibra se reduce al valor de la longitud de onda de la luz, la fibra actúa como una gran guía de ondas y la luz se propagará en línea recta sin rebotar, produciendo así una fibra de un solo modo. Las fibras de un solo modo necesitan diodos láser (cuyo costo es elevado) para su excitación y no led (que son más económicos), pero con los primeros se asegura una mayor eficiencia y pueden utilizarse en distancias más largas. En la actualidad los sistemas de fibras ópticas son capaces de hacer transmisiones de datos de 1,000 Mbps en 1 km.

En el laboratorio se han podido alcanzar velocidades mayores, pero con distancias más cortas. Experimentalmente se ha demostrado que los láseres potentes pueden llegar a excitar a fibras de 100 kilómetros de longitud sin necesidad de utilizar repetidores, aunque la velocidad es más lenta.

Los enlaces de fibras ópticas están siendo empleados en diferentes países en la instalación de líneas telefónicas de larga distancia, y esta tendencia seguramente continuará en las siguientes décadas y será cada vez mayor la sustitución del cable coaxial por fibras ópticas en un número más grande de rutas.

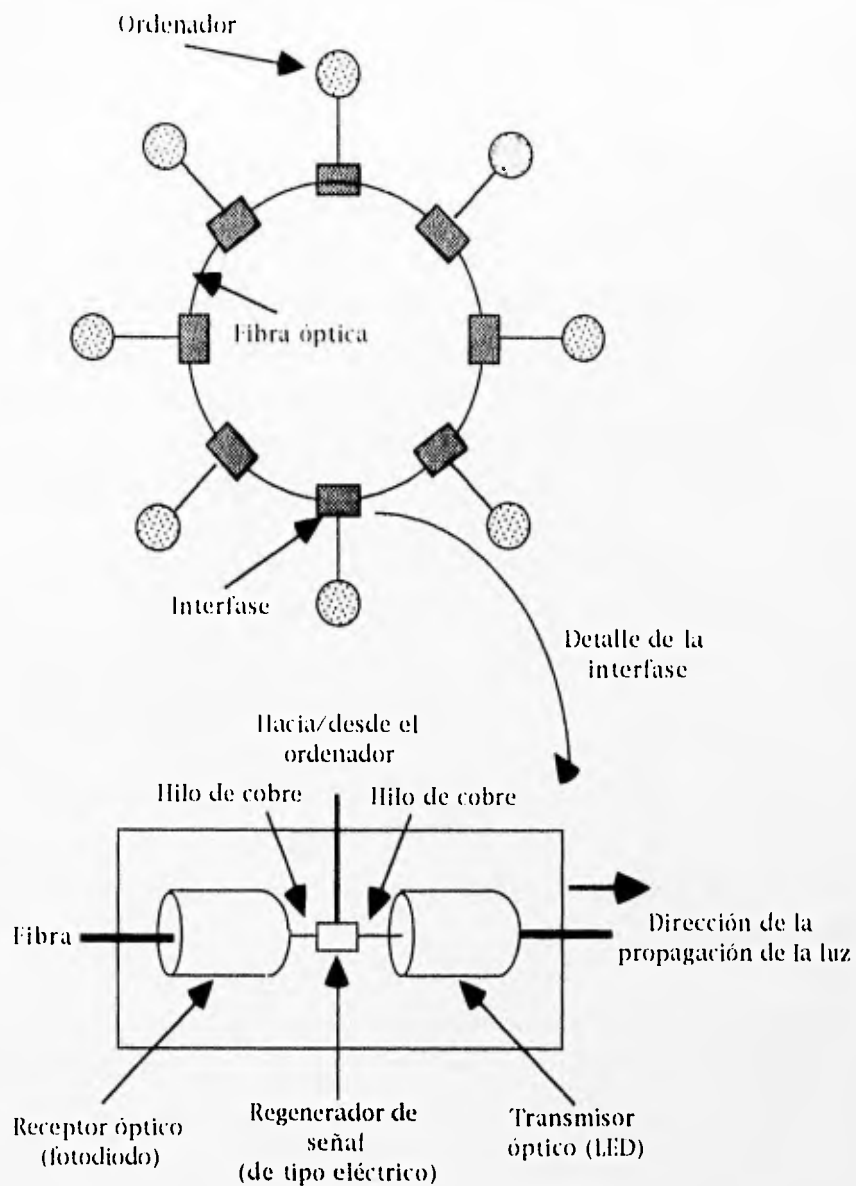


Figura 2.22 Anillo de fibra óptica con repetidores activos.

Las fibras también forman la base de las redes LAN, aunque su tecnología es más compleja, el problema fundamental consiste en que, aunque en las fibras LAN pueden realizarse conexiones tipo vampiro, mediante la fusión de la fibra proveniente del ordenador con la fibra LAN, el procedimiento para construir un conector resulta ser sumamente delicado y en general, se pierde una cantidad

considerable de luz. Una solución a este problema es darse cuenta que una red en anillo es en realidad una conexión de enlaces punto a punto, tal y como se muestra en la figura 2.22.

La interfase que existe en cada uno de los ordenadores permite el paso de los pulsos de luz al siguiente enlace, y también sirve como una unión en T por medio de la cual el ordenador envía y acepta mensajes. Dos tipos de interfases son las que se utilizan. Una de tipo pasivo que consiste en dos conductores fusionados con una fibra principal; uno de los conectores tiene un led o diodo láser en uno de sus extremos (para transmisión), y en el otro tiene un fotodiodo (para recepción). La conexión es completamente pasiva, y por lo tanto muy fiable porque la puesta fuera de servicio de un led o fotodiodo no destruye el anillo; sino que solo inhabilita un ordenador.

El otro tipo de interfase que se muestra en la figura 2.22, es el repetidor activo. La luz incidente se convierte en una señal eléctrica y se regenera a su máximo valor, si éste ha disminuido, y así puede retransmitirse nuevamente como luz. La interfase con el ordenador es un cable común y corriente, que se encuentra contenido en el regenerador de señales. Si se llega a estropear un repetidor activo, se rompe el anillo y la red se desactiva. Por otra parte, y dado que la señal se regenera en cada interfase, los enlaces individuales de ordenador a ordenador pueden tener varios kilómetros de longitud sin existir, virtualmente un límite en el tamaño total del anillo.

Las interfases pasivas pierden luz en cada una de las uniones, de tal manera que el número de ordenadores, así como la longitud total del anillo se ven seriamente restringidas. La topología de anillos no es la única alternativa para construir una LAN con el empleo de fibras ópticas; también es posible tener el hardware necesario para el proceso de difusión por medio del uso de la estrella pasiva, cuya configuración se muestra en la figura 2.23.

En este diseño, cada una de las interfases cuenta con una fibra que va desde su transmisor hasta un cilindro de silicio, con las fibras de entrada fusionadas en un extremo el cilindro. De la misma manera las fibras fusionadas en el otro extremo del cilindro, salen hacia cada uno de los receptores. Siempre que una interfase emita un pulso de luz, este se difunde a través de la estrella pasiva para eliminar a todos los receptores y así llevar a cabo el proceso de difusión.

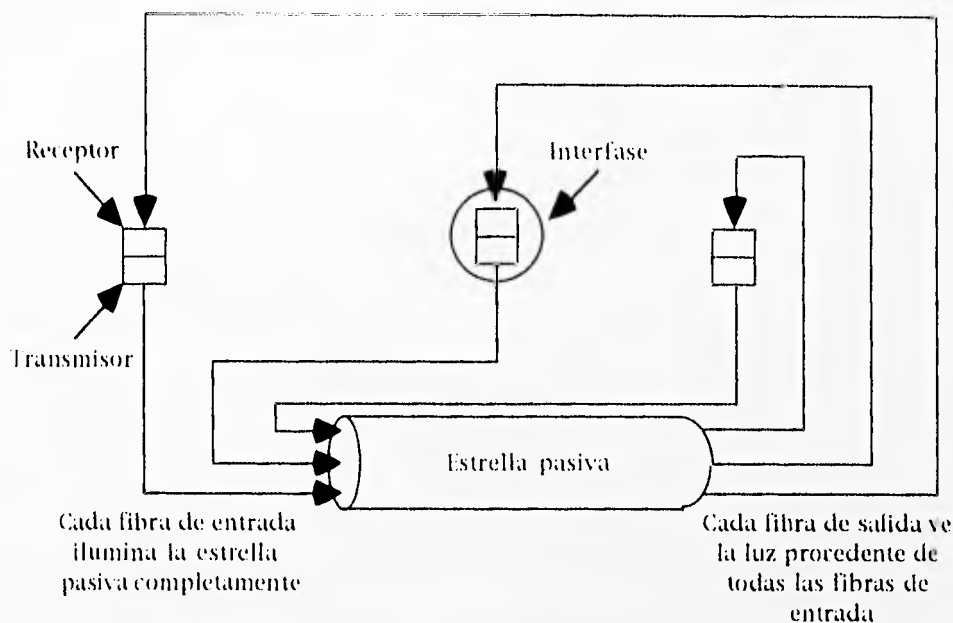


Figura 2.23 Conexión de estrella pasiva en una red de fibras ópticas

La estrella pasiva, efectivamente realiza una función Booleana tipo OR, con todas las señales que llegan, y transmite el resultado por todas las líneas hacia el exterior. Dado que la energía que llega se divide entre todas las líneas que salen, el número de nodos en la red esta limitado por la sensibilidad de los fotodiodos. La comparación entre el cable coaxial y la fibra óptica es muy instructiva, las fibras proporcionan un ancho de banda extremadamente grande y tienen una pérdida de potencia muy pequeña, razón por la que se emplean en distancias más largas entre repetidores. Las fibras no se ven afectadas por alteraciones de voltaje o corriente en las líneas de potencia, por interferencia electromagnética o por químicos corrosivos dispersos en el aire, de tal forma que pueden emplearse en ambientes industriales expuestos a condiciones muy severas en las que otros cables serían sumamente inadecuados.

Las fibras son también muy delgadas, lo que representa un factor positivo muy importante para las compañías que tienen una gran cantidad de cables y conductos abultados (uno de los motivos por los cuales se utilizó fibra óptica en el sistema telefónico, fue la falta de espacio para instalar más cables coaxiales para nuevas rutas).

Del lado negativo se encuentra el hecho de que hay muy poca familiaridad con la tecnología de las fibras ópticas. El empalme de dos o más fibras ópticas es difícil y más todavía su derivación. Este último aspecto se puede ver como una ventaja, la seguridad es excelente porque las fibras no radian y los interceptores de líneas telefónicas tendrán tantos problemas como los dueños de las redes al tratar de derivarlas. Las fibras ópticas son inherentemente unidireccionales y el costo de las interfases es mucho mayor que el de las respectivas interfases de tipo eléctrico. Las ventajas de las fibras ópticas, sin embargo son tantas que el empeño y trabajo que se está dando para mejorar su tecnología y reducir su costo es muy grande e importante.

2.7.4.1 Transmisión por trayectoria óptica.

Aunque muchos de los sistemas de comunicación de datos se utilizan cables de cobre o fibras para realizar la transmisión, algunos simplemente emplean el aire como un medio para hacerlo. La transmisión de datos por rayos infrarrojos, láser, microondas o radio, no necesitan de ningún medio físico, cada una de estas técnicas se adapta a la perfección a ciertas aplicaciones. Una aplicación común en donde el recorrido de un cable o fibra resulta en general indeseable, es el tendido de una LAN por varios edificios localizados en una escuela u oficinas de un centro empresarial, o bien, en un complejo industrial.

En el interior de cada edificio, la LAN puede utilizar cobre o fibra pero para las conexiones que se hagan entre edificios necesitarían hacerse excavaciones en las calles para construir una zanja adecuada en la que se pueda depositar el cable. Esto genera, en el mejor de los casos, un gasto demasiado significativo. Por otra parte el hecho de poner un transmisor y receptor láser o infrarrojo en el techo de cada edificio (o alternativamente en una ventana) resulta económico, fácil de llevar a cabo y casi siempre estará permitida su realización. Este tipo de diseño nos conduce a una jerarquía de redes, en donde la red dorsal, que vendría a ser la red de láser o infrarrojo, está localizada entre los edificios.

Las LAN de cada uno de los edificios están unidas a la línea principal por medio de una pasarela. La comunicación mediante láser o infrarrojo es por completodigital, altamente directiva y, en consecuencia casi inmune a cualquier

problema de derivación u obstrucción. Como una alternativa del cable coaxial, en aplicaciones para comunicaciones de larga distancia, se ha utilizado muy ampliamente la transmisión por radio de microondas.

2.7.5 Radio teléfono de alta frecuencia.

Por convenio se denomina radio en HF (High frequency o alta frecuencia) a la transmisión de radio en la banda de frecuencias situadas entre 3 y 30 MHz. Las bandas de frecuencia de los sistemas de HF se asignan mediante tratados internacionales a servicios específicos como los móviles (tanto servicios aeronáuticos, como marítimos y terrestres), radiodifusión, radionavegación, radioaficionados, comunicaciones espaciales y radioastronomía.

La transmisión en HF es menos fiable que en otras bandas debido a sus características de propagación, sin embargo, permite comunicar a gran distancia con poca potencia radial. Las ondas de radio en HF que transmiten las antenas terrestres siguen dos trayectorias según indica la figura 2.24. La onda terrestre va bordeando la superficie del terreno, y la onda ionosférica rebota continuamente entre la superficie de la tierra y varias capas de la ionósfera. La onda terrestre es útil para comunicar hasta unos 600 km y funciona especialmente bien sobre agua. La onda ionosférica propaga señales de hasta 640 km de distancia con una fiabilidad del 90%.

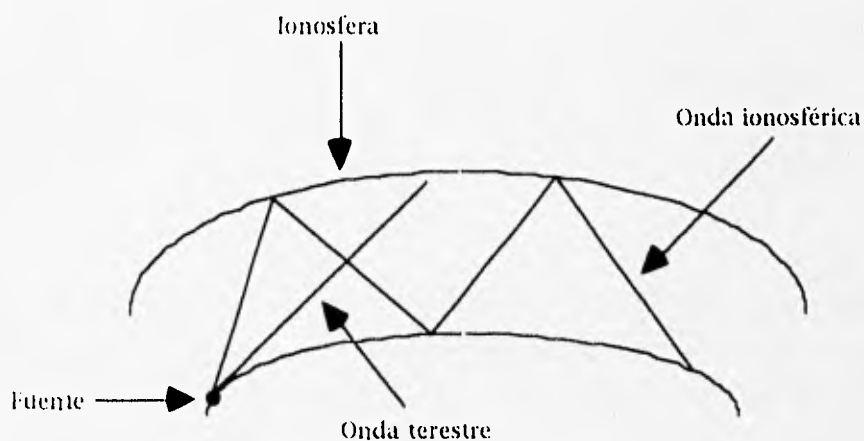


Figura 2.24. Trayectoria de las ondas de radio.

Las señales de datos se transmiten mediante señales de radio en HF en forma de onda continua de radiotelegrafía a unos 15 bps y las señales de banda lateral única en FSK (Modulación por desplazamiento de frecuencias) se transmiten en VHF a 75 bps. Si el ritmo de transferencia de datos es elevado (por encima de 4,800 bps), se transforma en señal analógica estándar para canales de voz de 3 KHz por medio de modems, y se transmite en sistemas portadores de banda vocal con radio en HF.

2.7.6 Microondas de radio.

Al viajar por el campo, pueden verse unas torres altas con antenas de bocina y/o parabólicas que actúan como repetidores, entre puntos con visibilidad directa, para sistemas de microondas de radio (a veces denominado de radioenlace). Hay varias razones por las que se ha extendido el uso de estos sistemas en transmisiones de grandes volúmenes de tráfico de voz y datos:

- No es necesario adquirir derechos de conexión entre torres.
- Puede transportar grandes cantidades de información gracias a su elevada frecuencia de trabajo.
- Requieren comprar o alquilar tan sólo un poco de terreno para instalar cada torre.
- Como la longitud de onda de la señal transmitida es pequeña, se puede enfocar la señal en un haz mediante una antena de tamaño razonable. De esta manera se consigue mayor nivel de señal en el receptor sin necesidad de aumentar la potencia transmitida.

Los sistemas de radioenlace están sujetos a deterioros (ruido, atenuación, interferencia o distorsión) en la transmisión que limitan la distancia entre repetidores y ocasionan otros problemas a las microondas :

- Los objetos sólidos (incluido el terreno) las atenúan; por otra parte la lluvia, la nieve y la niebla atenúan las frecuencias más altas.

- Se difractan alrededor de objetos sólidos.
- Las superficies conductoras lisas (como el agua, las estructuras metálicas, etc.) las reflejan.
- La atmósfera refracta (o desvía) las microondas de modo que el haz puede no seguir la dirección de visibilidad directa y ser recogida por una antena distinta de la prevista.

A pesar de todos los posibles problemas, los sistemas de radioenlace están muy difundidos y soportan una parte importante de todo el tráfico de teléfono de datos y televisión en Estados Unidos, por ejemplo. La asignación de bandas de microondas se consigue mediante consejo internacional. La mayoría de los sistemas de radioenlace en las empresas de comunicaciones transportan señales analógicas, especialmente en FM (Frecuencia Modulada) algunos sistemas sin embargo envían señales digitales. Los sistemas de radioenlace terrestre son punto a punto, es decir, que la señal se transmite por medio de un haz que va por la superficie del terreno desde una antena emisora de microondas hasta la antena a la que se ha dirigido. La anchura del haz transmitido por una antena de microondas varía entre 1 y 5°, dependiendo de la frecuencia de transmisión y del tamaño de la antena. Como consecuencia, la transmisión resulta muy direccionada, lo cual es conveniente si la información va dirigida a un solo destino, por ejemplo, una conversación telefónica. Por el contrario, en muchas otras aplicaciones la información tiene múltiples destinos por ejemplo, la radiodifusión de la televisión, por lo que resulta más adecuado un sistema de radioenlace por satélite.

2.7.7 Comunicación por satélites.

La comunicación mediante satélite tiene algunas propiedades que la hacen atractiva en algunas aplicaciones. Este tipo de comunicación puede imaginarse como si un enorme repetidor de microondas estuviera localizado en el cielo. Está constituido por uno o más dispositivos receptor/transmisor, cada uno de los cuales escucha una parte del espectro, amplificando la señal de entrada y después, la retransmite a otra frecuencia, para evitar los efectos de interferencia con las señales de entrada. El

flujo dirigido hacia abajo puede ser muy amplio y cubrir una parte significativa del espectro de la tierra, o bien puede ser estrecho y cubrir una área de cientos de kilómetros de diámetro. Según la ley de Kepler, el periodo orbital de un satélite varía de acuerdo con el radio de la órbita elevado a la potencia de $3/2$. Cerca de la superficie de la tierra, el periodo es aproximadamente de 90 minutos. Los satélites de comunicación ubicados a esta altura no son muy convenientes por que se encuentran a la vista de las estaciones terrestres durante un intervalo de tiempo demasiado corto.

Sin embargo, a una altura aproximada de 36,000 km por encima del Ecuador, el periodo del satélite es de 24 horas, por lo cual giraría a la misma velocidad con que lo hace la tierra. Un observador, mirando un satélite en la órbita del círculo Ecuatorial, lo vería como un punto fijo en el cielo, aparentemente sin movimiento. Es muy deseable tener estas condiciones en un satélite, porque de otra manera sería necesaria una casa antena orientable para rastrearlo. Con la tecnología actual no es deseable tener satélites espaciados a una distancia menor de 4° , en un plano Ecuatorial de 360° . El haz proveniente de la tierra, considerando separaciones menores entre satélites iluminaría no sólo al que se desea, sino también a aquellos que lo rodean.

Con un espaciamiento de 4° , solo se pueden tener 90 satélites de comunicación geosíncronos, situados en el cielo al mismo tiempo. Además de estas limitaciones tecnológicas, también hay una competencia muy fuerte por obtener ranuras orbitales entre cada clase de usuarios. Debido a su gran potencia, los satélites de televisión, necesitan un espaciamiento de 8° . Afortunadamente, los satélites que utilizan diferentes zonas del espectro no compiten entre sí, así que cada uno de los 90 posibles, podrían tener varios flujos de datos transmitiéndose de y hacia la tierra de forma simultánea. Alternativamente, dos o más satélites podrían ocupar una ranura orbital si operarían a diferentes frecuencias.

Con objeto de prevenir un posible caos en el cielo, se han establecido acuerdos internacionales sobre quien puede hacer uso de que ranuras orbitales y de qué frecuencias. Las bandas de 3.7 a 4.2 GHz y 5.925 a 6.425 GHz, se han designado, como frecuencias de telecomunicación vía satélite para flujos de información provenientes del satélite o hacia el satélite, respectivamente. En la actualidad estas bandas a las que en general se les conoce como la banda 4/6 GHz, se encuentran

super pobladas porque también se utilizan por los proveedores de servicios portadores para enlaces terrestres vía microondas.

Las bandas superiores siguientes, que se encuentran disponibles para la comunicación, son las de 12/14 GHz, las cuales todavía no se encuentran congestionadas, y a estas frecuencias los satélites pueden llegar a tener un espaciamento mínimo de 1°. Sin embargo, existe otro problema, la lluvia. El agua es un excelente absorbente de estas microondas tan cortas. Afortunadamente, las tormentas más fuertes pueden localizarse con facilidad por lo que, utilizando varias estaciones terrenas suficientemente separadas, en lugar de una sola, puede resolverse el problema pagando el costo adicional por el empleo de antenas, cables y partes electrónicas extras, cuya función sería llevar a cabo una serie de comunicaciones rápidas entre estaciones.

Las bandas de frecuencias entre 20/30 GHz también se han reservado para el área de comunicaciones, pero el costo del equipo utilizado es todavía muy elevado. Un satélite divide su ancho de banda de 500 MHz en aproximadamente una docena de receptores/transmisores, cada uno con ancho de banda de 36 MHz. Cada receptor-transmisor puede emplearse para codificar un flujo de información de 50 Mbps, 800 canales de voz digitalizada de 64 Kbps, o bien otras comunicaciones diferentes.

Además dos receptores-transmisores pueden utilizar señales con diferente polarización, de tal manera que empleen la misma banda de frecuencia sin que exista el problema de interferencia. En los primeros satélites, la división de los receptores-transmisores en canales era estática separando el ancho de banda en bandas de frecuencias fijas. En la actualidad, el canal se separa en el tiempo, primero una estación, después otra y así sucesivamente, siendo este esquema mucho más sensible. Se denomina a este sistema multiplexión por división de tiempo (TDM). Los primeros satélites tenían un solo haz espacial que cubría todas las estaciones terrenas. Con la importante caída de los precios, tamaño y necesidades de potencia de la microelectrónica se ha llegado a desarrollar una estrategia de difusión mucho más sofisticada.

Cada satélite está equipado con múltiples antenas y receptores-transmisores. Cada uno de los haces de información provenientes del satélite pueden enfocarse sobre una área geográfica muy pequeña, de tal forma que se pueden hacer

transmisiones simultáneas de haces hacia el satélite. A estas transmisiones se les llama traza de onda dirigida, y normalmente tienen una forma elíptica y un tamaño muy pequeño de solo unos cuantos cientos de kilómetros de diámetro.

En la figura 2.25a se ilustra un satélite con dos antenas correspondientes a dos áreas geográficas. En este ejemplo, cada una de las áreas tiene dos estaciones terrenas las cuales dentro de sus respectivas áreas se alternan para realizar transmisiones al satélite. Los números que aparecen en los flujos de información y que están dirigidos del satélite, indican el receptor que el mensaje debe alcanzar.

En la medida en que se reciben los mensajes, estos se conmutan a la antena apropiada y se orientan a su respectivo destino. En la figura 2.25b se muestra la retransmisión de los mensajes desde el satélite de la figura 2.25a. Al tener un satélite con varios haces dirigidos se obtiene la ventaja de que un satélite puede realizar el trabajo de muchos. Los satélites de comunicación tienen varias propiedades que son completamente diferentes de las que se presentan en los enlaces terrestres punto a punto.

Los satélites de comunicación tienen varias propiedades que son completamente diferentes de las que se presentan en los enlaces terrestres punto a punto. Por ejemplo, aún cuando las señales que van o vienen del satélite viajan a la velocidad de la luz (300,000 km/s), estas introducen un retardo sustancial, al recorrer la distancia total como consecuencia del tiempo que tarda la información en ir y venir.

El tiempo de tránsito de extremo a extremo oscila entre los 250 y 300 milisegundos, dependiendo de la distancia que existe entre el usuario y la estación terrena, así como de la elevación del satélite con respecto al horizonte. Los enlaces terrestres de microondas tienen, un retorno de propagación aproximado de 3 $\mu\text{s}/\text{km}$, mientras que para los enlaces por cable coaxial es de 5 $\mu\text{s}/\text{km}$ (las señales electromagnéticas viajan a una velocidad menor por un alambre de cobre que en el aire).

Con frecuencia se dice que los enlaces vía satélite sufren un retardo mayor que los correspondientes enlaces terrestres (especialmente esta es la opinión de las personas que operan enlaces terrestres); aunque sea cierto que el retardo de

propagación es mayor el retardo total depende también del ancho de banda y de la tasa de error. Por ejemplo, el retardo total para enviar "X" kilobits en una línea terrestre, a una velocidad de 9,600 bps, es de "X/9.6s".

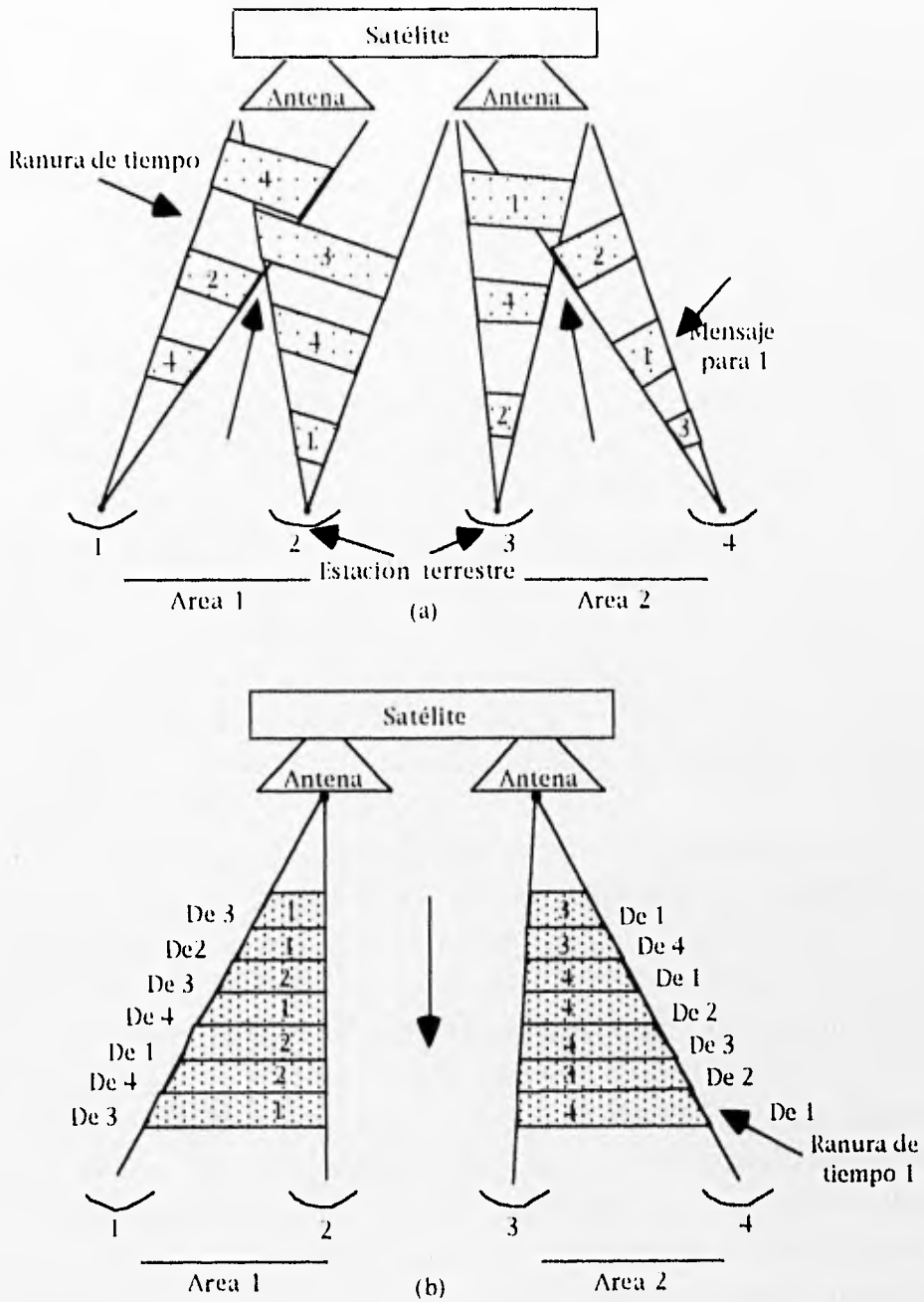


Figura 2.25. Satélite con dos antenas.

Para enviar el mismo mensaje en un enlace vía satélite a una velocidad de 5 bps, se necesitan " $(X/500)+0.27$ s", incluyendo el retardo de propagación, que típicamente es de 270ms para el caso de los mensajes superiores a los 2.6 kbits, resulta más rápido su envío a través del satélite. Si se incluye el efecto de retardo introducido por las retransmisiones la menor tasa de error del canal del satélite llevará el punto de cruce aún más bajo. Además de retardo de propagación que es independiente de la distancia entre el que envía y recibe, los satélites tienen la propiedad de hacer que el costo de transmisión del mensaje sea independiente de la distancia que se recorre. Una llamada a través del océano no cuesta más que una llamada al otro lado de la calle. Las estructuras de las tarifas actuales de un proveedor de servicios portadores se desarrollaron bajo condiciones muy diferentes y pasará mucho tiempo antes de que se puedan reconciliar.

Otra diferencia potencialmente revolucionaria, que existe entre los satélites y los enlaces terrestres es el ancho de banda disponible. Las líneas telefónicas de mayor velocidad, normalmente transmiten a 56 kbps, aunque existen líneas de 1.44Mbps que se utilizan en algunos lugares donde se puede aceptar su elevado costo. De cualquier manera, la capacidad de adquirir un ancho de banda inmenso durante un corto tiempo, es un atractivo que crece conforme crece el impacto causado por el tráfico de ordenadores. El envío de una cinta magnética sobre una línea telefónica de 56 Kbps lleva 7 horas; enviar la misma cinta por medio de un receptor-transmisor de satélite, que transmite a 50 Mbps se lleva 30 segundos.

Otra propiedad interesante de la difusión vía satélite es precisamente esa: su poder de difusión. Todas las estaciones incluidas bajo el área del haz, pueden recibir la transmisión, incluso las estaciones piratas de las cuales no se entera el proveedor de servicios portadores común. Las ampliaciones en cuanto a privacidad son obvias. Se necesita por consiguiente alguna forma de codificar para mantener el secreto de la información privada. Los satélites no solo se utilizan para la transmisión de datos y comunicación telefónica, también se pueden utilizar para la difusión directa de señales de TV a las casas. La comparación entre la comunicación por medio de satélites y la realizada por medio de fibras ópticas es interesante. Mientras que una simple fibra tiene en principio, un ancho de banda potencial mayor que el de todos los satélites puestos en órbita, este ancho de banda no es accesible para todos los usuarios.

Las fibras que actualmente se instalan, se emplean en el sistema telefónico con objeto de manejar muchas llamadas de larga distancia a la vez, y no para proporcionar un ancho de banda grande para un usuario individual. Más aún, muy pocos usuarios son los que tienen acceso a un canal de fibra óptica. Una llamada a la oficina de la compañía local de teléfonos, a una velocidad de 9,600 bps, nunca dará un ancho de banda mayor de 9,600 bps, sin importar cual es el ancho de banda del enlace intermedio. Con los satélites, resulta muy práctico para los usuarios montar una antena en el techo de su edificio y con esto saltarse totalmente al sistema telefónico. Para los países del tercer mundo, con territorios hostiles y con muy poca infraestructura existente, los sistemas son una idea atractiva. Por esta razón, es muy probable que la comunicación vía satélite incremente su popularidad hasta el momento en que todo el cobre del sistema telefónico pueda sustituirse por fibra óptica.

2.8 Parámetros de red.

Este punto tiene dos objetivos:

- 1.- Dar algunas ideas de los factores que afectan el funcionamiento y el funcionamiento relativo de varios esquemas de redes.
- 2.- Presentar técnicas analíticas que pueden ser utilizadas para el dimensionamiento de las redes y así obtener las primeras propuestas de funcionamiento de las redes.

2.8.1 Consideraciones de funcionamiento de redes LAN/MAN.

La clave característica de las redes LAN que estructura el camino de su funcionamiento es analizar que ahí existe una división de acceso al medio, requiriendo un protocolo de control de acceso al medio, y que conmutación de paquetes es utilizada. Las MAN's dividen estas características.

2.8.1.1 Medidas de funcionamiento.

Tres medidas de funcionamiento LAN y MAN son comunmente usadas:

- **D:** El retardo que ocurre entre el tiempo de lectura del paquete o trama transmitido desde algún nodo y la terminación exitosa de la transmisión.
- **S:** El rendimiento de la red local: la tasa (porcentaje) total de datos que son transmitidos entre nodos (carga de portadoras, carriers load).
- **U:** La utilización del medio de red local; la fracción de la capacidad total que será utilizada.

Estas medidas tratan por sí mismas con funcionamientos dentro de las redes locales. El parámetro S es frecuentemente normalizado y expresado como una fracción de la capacidad. Por ejemplo, si sobre un período de 1 segundo, la suma de la afortunada transferencia de datos entre nodos es de 1 Mbps sobre un canal de 10 Mbps, luego $S = 0.1$. De esta manera, S puede ser también interpretada como utilización. El análisis es comunmente terminado en términos del número total de bits transferidos, incluyendo bits de encabezamientos (headers, trailers) iniciales y finales.

Los resultados para S y D son generalmente fraguados como una función de la carga ofrecida G, la cual es la carga actual o demanda de tráfico presentada a la red local. Nótese que S y G difieren. S es una tasa normalizada de paquetes de datos exitosamente transmitidos; G es el número total de paquetes ofrecidos a la red; esto incluye el control de paquetes, tal como pruebas y colisiones, las cuales están destruyendo paquetes que deberían ser retransmitidos.

G, también, es frecuentemente expresada como una fracción de la capacidad. Intuitivamente, nosotros deberíamos suponer D incrementándose G: el mayor tráfico compitiendo por tiempo de transmisión, el más largo retardo para alguna transmisión individual. S debería también incrementarse con G, hacia arriba para varios puntos de saturación, más allá de los cuáles la red no puede manipular más carga.

La figura 2.26 muestra la situación ideal: la utilización de canal incrementa acomodando la carga arriba para una carga ofrecida igual a la capacidad completa (llena) del sistema; luego los restos de la utilización son del 100%. Por supuesto, algún encabezamiento o ineficiencia causará una pequeña falla de funcionamiento que por lo tanto no tendrá éxito. La descripción de S contra G es razonable desde el punto de vista de la red por si misma. Esto muestra el comportamiento del sistema basado en la carga actual de éste.

Pero desde el punto de vista del usuario o un dispositivo ligado, esto posiblemente pareciera extraño. ¿Porqué? Por que la carga ofrecida incluye no sólo transmisiones originales sino también reconocimientos (acuses de recibo), y en el caso de errores o colisiones, retransmisiones. Es posible que el usuario quiera (desee) conocer el rendimiento y el retraso característicos como una función del dispositivo generador de datos para ser puestos de forma directa al sistema (la carga de entrada).

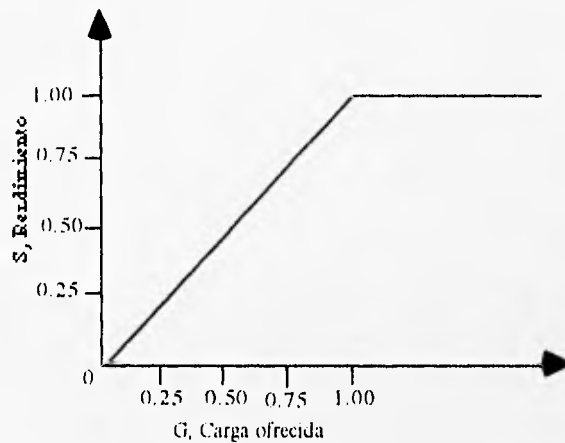


Figura 2.26 Utilización ideal de canal.

O si la red es el centro (foco), el analista posiblemente quiera conocer lo que la carga de entrada esta dando por la carga de entrada. El lector posiblemente también se asombre acerca de la importancia de U, D y S, son ciertamente de interés, aunque la eficiencia o utilización del canal posiblemente parezcan de menor importancia. Después de todo, las redes locales son anunciadas como que tienen muy amplio ancho de banda y muy bajo costo comparado con redes de trayectoria-larga.

A pesar de que esto es verdad, la utilización es de menor importancia para comparaciones locales a enlaces de trayectoria-larga, esto es todavía digno de considerarse. La capacidad de las redes locales no es libre, y la demanda tiene una tendencia a expandir, llenar la capacidad disponible. En resumen, tenemos que introducir 2 parámetros adicionales que son:

- 1.- **G**: la carga ofrecida a la red local; tasa local de datos presentada a la red para transmisión.
- 2.- **I**: la carga de entrada; la tasa de datos generada por las estaciones ligadas a la red local.

La tabla 2.2 es un ejemplo muy simplificado que muestra la relación entre estos parámetros. Aquí nosotros asumimos una red con una capacidad (C) de $C= 1,000$ tramas por segundo. Simplificando I, S y G son expresados en tramas por segundo. Se asume que el 1% de todas las tramas se pierden y deben ser retransmitidas. Esto es, en una carga de entrada de $I= 100$ tramas por segundo, 1 trama por segundo deberá repetirse. Entonces $S= 100$ y $G= 101$. Asumiremos que la entrada de carga arriva en tandas (partidas), una a la vez por segundo. Por lo tanto, en promedio, $I=100$, $D=0.0505$ segundos. La utilización (U) se define como $U= S/C= 0.1$

I	S	G	D	U
100	100	101	0.0505	0.1
500	500	505	0.2525	0.5
990	990	1,000	0.5	0.99
2,000	990	-	-	0.99
^a Capacidad: 1,000 tramas por segundo.				
^b I, Entrada de datos (tramas/s); S rendimiento (tramas/s); G, carga ofrecida (tramas/s); D retraso (segundos); U utilización (fracción de capacidad).				

Tabla 2.2 Relación acerca de las medidas de funcionamiento^{a,b} de LAN y MAN.

2.8.1.2 El efecto de retardo de propagación y índice (porcentaje) de transmisión.

Las redes de área local se distribuyen desde redes de largas-trayectorias por una parte, y sistemas de multiprocesadores por otra, por la tasa de datos (R) empleada y la distancia (d) del patrón de comunicaciones. En efecto, el patrón de comunicaciones es el producto de estos dos términos ($R \times d$), que puede ser utilizado para caracterizar redes locales. De esta manera, como hemos visto, este término o parecidos de éste son los parámetros más importantes para determinar el funcionamiento de red local.

Hemos visto que el funcionamiento de una red puede ser el mismo, por ejemplo, para 100 Mbps 1Km-bus y a 10 Mbps 10Km-bus. Un buen camino para visualizar el significado de $R \times d$ es dividir este entre la velocidad de propagación del medio, el cual es casi constante entre la mayoría de los medios de interés. Una buena propuesta para la velocidad de propagación es aproximadamente de 2/3 de la velocidad de la luz, o 2×10^8 m/s. Un análisis dimensional de la fórmula (Rd/V) muestra la igualdad a la longitud del medio de transmisión en bits, esto es, el número de bits que pueden estar en tránsito entre dos nodos al mismo tiempo. Nosotros podemos ver que esto no es en efecto distintivo de las redes locales, ya sean redes de multiprocesadores o de trayectoria larga. Dentro de un sistema multiprocesador, existen generalmente solo unos cuantos bits en tránsito. Por ejemplo, el último canal I/O de IBM ofrece una operación arriba de 24 Mbps sobre una distancia arriba de 120 metros en el cual la mayoría de la producción es de 15 bits.

La comunicación procesador a procesador dentro de una computadora típicamente envuelve a pocos bits que se encuentran en tránsito. Por otra parte, la longitud del bit de una red de trayectoria larga puede ser de cientos o miles de bits, tenemos algunos ejemplos como: a 500m de un sistema ethernet (10Mbps) tenemos una longitud de bit de 25; a 1Km un HIPERcanal (50Mbps) y una LAN típica de banda ancha de 5Km (5Mbps) ambas tienen alrededor de 250 bits de longitud. Un camino útil para observar esto es considerar la longitud del medio como comparación a la típica trama transmitida.

Intuitivamente podemos darnos cuenta que esto hará la diferencia. Comparando redes locales a computadores de multiprocesadores. Relativamente hablando las tareas en un sistema de multiprocesadores ocurren casi simultáneamente; cuando un componente comienza a transmitir el otro lo reconoce casi inmediatamente. Para las redes locales, el tiempo relativo de intervalo encabeza todos los tipos de complicaciones en el medio de acceso de protocolos de control. Comparando las redes de trayectorias largas a las redes locales. Para tener alguna esperanza de eficiencia, el enlace de trayectoria larga debería permitir que múltiples tramas estuvieran en tránsito simultáneamente. Esto sitúa requerimientos de especificaciones en el protocolo en el nivel de enlace, los cuales deben enfrentarse con una secuencia de sobresalientes tramas esperando a ser reconocidas. Los protocolos de LAN y MAN generalmente permiten que solo se transmita una trama a la vez, con excepción de unas pocas para los protocolos de anillos.

La longitud del medio, expresada en bits, comparada con la longitud de una trama típica es usualmente denotada por a :

$$a = \frac{\text{longitud del patrón de datos (en bits)}}{\text{longitud de la trama}}$$

Algunas manipulaciones a la fórmula anterior nos muestra que:

$$a = \frac{Rd}{VL}$$

Donde "L" es la longitud de la trama. Y d/V es el tiempo de propagación sobre el medio (el peor caso), y L/B es el tiempo que toma un transmisor para obtener una trama entera dentro o fuera del medio. De esta manera,

$$a = \frac{\text{tiempo de propagación}}{\text{tiempo de transmisión}}$$

Los valores típicos de a tienen un rango aproximado de 0.01 a 0.1 para LAN's y de 0.01 sobre 1 para MAN's. La tabla 2.3 da algunas muestras de valores para topologías de bus. En computación a , toma en cuenta que el máximo tiempo de propagación sobre una red de banda ancha tiene el doble de longitud del más largo patrón desde la cabecera final, retraso positivo, si ninguno, en la cabecera final. Para redes de bus de banda base y anillo, el retraso de repetidores deberían de ser incluidos dentro del tiempo de propagación.

El parámetro a determina un salto alto en la utilización de una red local. Considerando un perfecto y eficiente mecanismo de acceso que permite solo una transmisión al mismo tiempo. Tan pronto como una transmisión esta encima, otro nodo esta transmitiendo. Además, la transmisión son puros datos -sin bits por encima de la cabeza-. (Nota: Estas condiciones son muy cerradas para ser encontradas en una conmutación digital, en redes LAN y MAN). ¿Cuál es la utilización máxima posible de la red?. Esta puede ser expresada por la tasa del rendimiento total del sistema para la capacidad o ancho de banda:

$$\begin{aligned}
 U &= \frac{\text{rendimiento}}{R} = \frac{L/(\text{propagación} + \text{tiempo de transmisión})}{R} && 2.1 \\
 &= \frac{L/(d/V + L/R)}{R} = \frac{1}{1 + a}
 \end{aligned}$$

De esta manera, la utilización varía inversamente de acuerdo a la utilización de a . Esto puede ser comprendido por los resultados mostrados en la tabla 2.3. La figura 2.27 muestra una red de bus de banda base con dos estaciones tan alejadas como es posible (el peor caso) que toman turnos para el envío de las tramas. Si normalizamos el tiempo de tal manera que el tiempo de transmisión de la trama sea igual 1, luego $a =$ tiempo de propagación. La secuencia de los eventos puede ser expresada de la siguiente manera:

- 1.- Una estación comienza con la transmisión en un tiempo t_0 .
- 2.- Empieza la recepción en el tiempo $t_0 + a$.

3.- La transmisión se completa en el tiempo $t_0 + 1$.

4.- La recepción finaliza en el tiempo $t_0 + 1 + a$.

5.- La otra estación empieza con la transmisión.

Tasa de datos (Mbps)	Tamaño de paquete (bits)	Longitud del cable (Km)	a
1	100	1	0.05
1	1,000	10	0.05
1	100	10	0.5
10	100	1	0.5
10	1,000	1	0.05
10	1,000	10	0.5
10	10,000	10	0.05
50	10,000	1	0.025
50	100	1	2.5

Tabla 2.3 Valores de "a".

2 eventos ocurren después del evento 3 si $a > 1.0$. En cualquier caso, el tiempo total para un turno es $1 + a$, pero el tiempo de transmisión es solo 1 para una utilización de $1/(1 + a)$. El mismo efecto se puede aplicar a una red de anillo como la que se muestra en la figura 2.28. Asumiremos aquí que una estación transmite y luego espera recibir su propia transmisión antes que cualquier otra estación transmita.

La misma secuencia de eventos anterior se aplica a esta red. La ecuación 2.1 es señalada por medio de una gráfica en la figura 2.29. Las implicaciones por el rendimiento son mostradas en la figura 2.30. Como la carga ofrece incrementos, el rendimiento permanece igual para ofrecer carga arriba a la capacidad completa de la red (cuando $S=G= 1/1 + a$), y luego permanece en $S= 1/1 + a$ como el incremento de carga. De esta manera nosotros podemos decir que un salto alto sobre la utilización o

la eficiencia de una LAN o MAN es $1/(1 + a)$, indiferente a el medio usado como protocolo de acceso. Dos avisos.

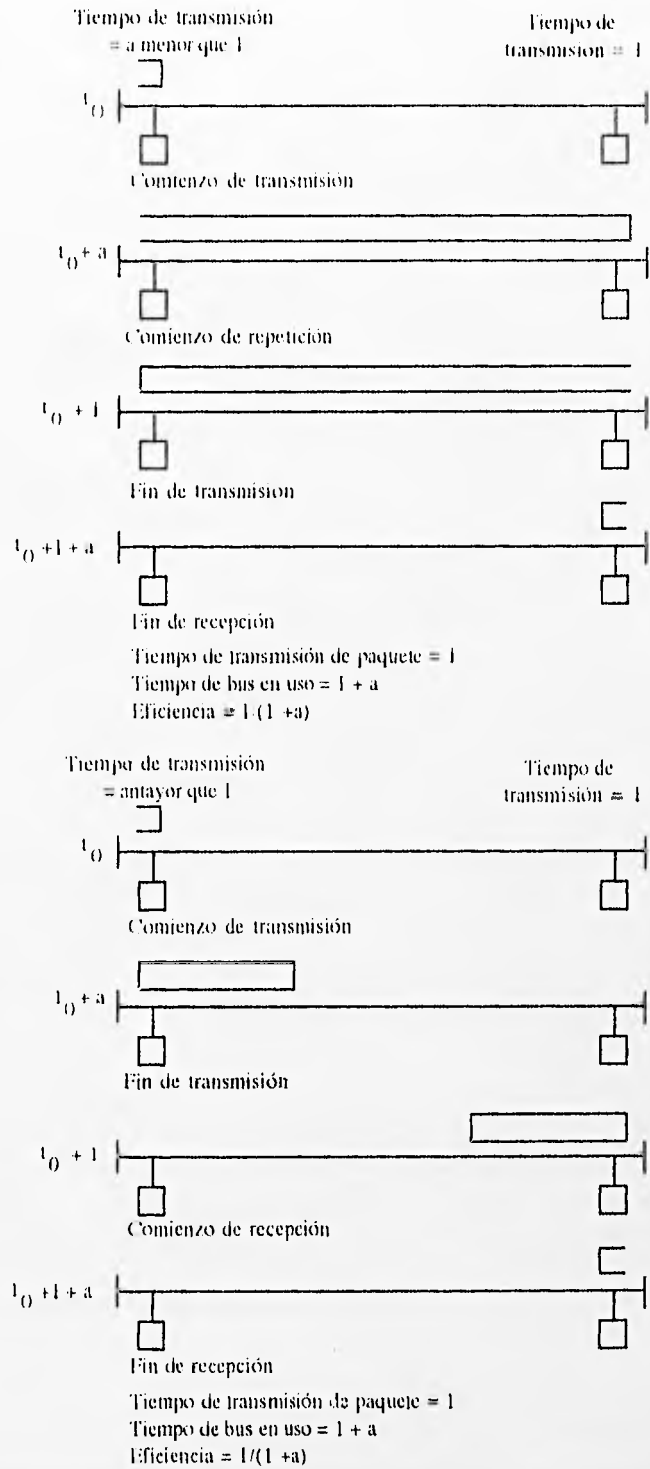


Figura 2.27 Efecto de a sobre la utilización: bus banda base.

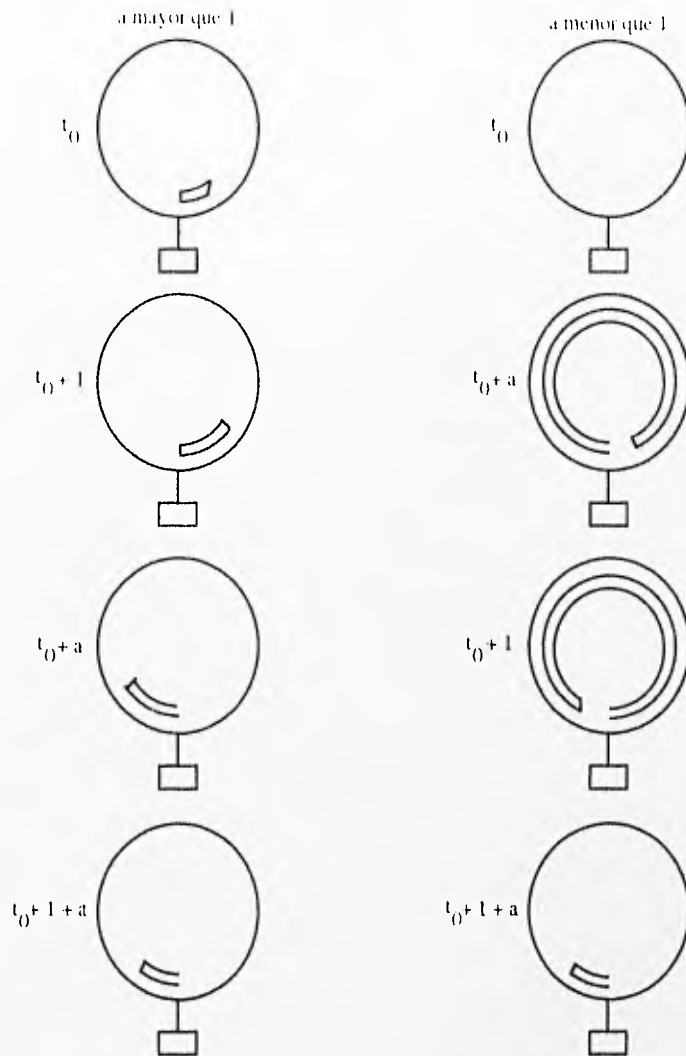


Figura 2.28 Efecto de a sobre la utilización: Anillo.

Primero, asume que el tiempo máximo de propagación es incurrido en cada transmisión. Segundo, asume que sólo una transmisión puede ocurrir al mismo tiempo. Estas asepciones no siempre son verdaderas; no obstante, la fórmula $1/(1 + a)$ es casi siempre un válido salto alto, porque el encabezamiento final del medio de protocolo de acceso son más que suplidas por la necesidad de vigencia de estas asepciones.

El encabezamiento final es inevitable. Las tramas deben incluir direcciones y sincronización de bits. Ahí son administrados encima de la cabeza para control de

protocolos. En suma, hay formas peculiares por encima de la cabeza para uno o más de los protocolos. Nosotros subrayamos estas brevemente para los protocolos más importantes:

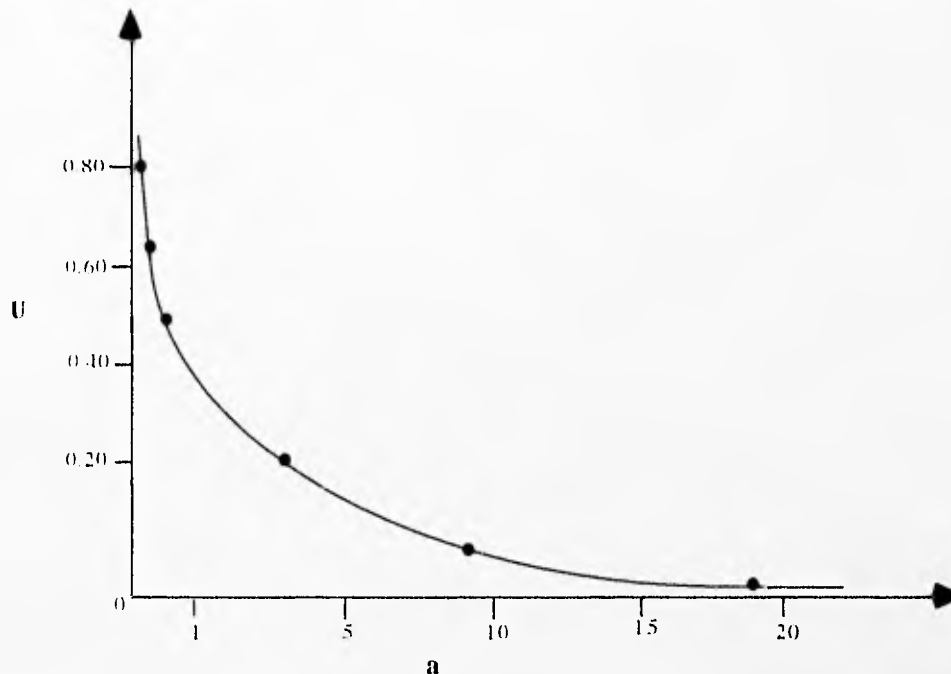


Figura 2.29 La Utilización de a en función de a.

- **Protocolos de controversia (ALOHA, S-ALOHA, CSMA, CSMA/CD):** tiempo perdido debido a colisiones; necesario para reconocimiento de tramas. S-ALOHA requiere que el tamaño igual de ranura de transmisión plus con máximo tiempo de propagación.
- **Registro de retardos:** tiempo gastado (perdido) esperando a ver si otras estaciones tienen datos para enviar, reconocimiento de tramas.
- **Token bus (bus de prueba):** esperando tiempo para probar si lógicamente intervienen estaciones sin datos para enviar, prueba de transmisión, reconocimiento de tramas.

- **Token ring (Anillo de prueba):** esperando tiempo para probar si intervienen estaciones que no tienen datos para enviar.
- **Slotted ring (Anillo ranurado):** esperando tiempo para vaciar ranuras si intervienen estaciones que no tienen datos para enviar.
- **Inserción de registros:** retardo en cada nodo de tiempo igual para longitud de direcciones. Desde el punto de vista de una sola estación, el tiempo de propagación y por lo tanto a posiblemente se incremente debido a la inserción de registros en el anillo.

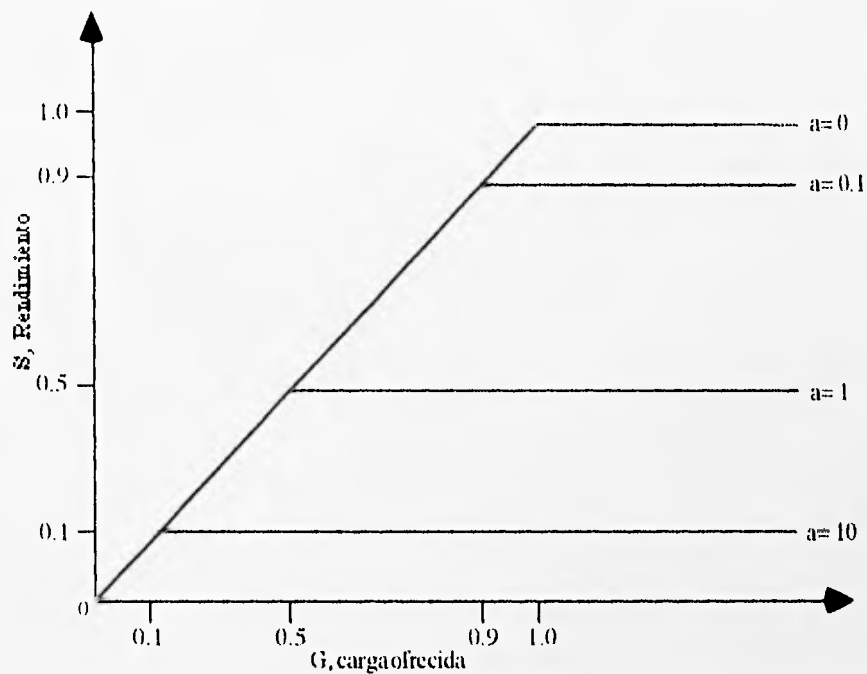


Figura 2.30 Efecto de a sobre el rendimiento.

- **Reservación explícita:** reservación de transmisión, reconocimientos (acuse de recibo).
- **Reservación implícita:** por encima de la cabeza del protocolo usado estableciendo reservaciones, reconocimientos (acuse de recibo).

Aquí hay dos tipos diferentes de efectos. Uno es que la eficiencia o utilización de canal decrece como incrementa a . Esto, por supuesto, afecta el rendimiento. El otro efecto es que el overhead atribuible a un protocolo pierde ancho de banda y por lo tanto reduce efectivamente la utilización y efectivamente rendimiento, nosotros podemos pensar de esos dos efectos que son independientes y aditivos. Por lo tanto, como hemos visto, para protocolos de controversia, existe una fuerte interacción tal que el overhead de estos protocolos incrementan en función de a .

En cualquier caso, esto debería parecer deseable para que a permanezca tan baja como sea posible. Volviendo atrás a la definición de la fórmula, para una red fija a puede ser reducida por los incrementos en el tamaño de la trama. Esto será útil solo si la longitud de los mensajes producidos por una estación es una integral múltiple del tamaño de trama (excluyendo bits de overhead). De otra manera, lo largo del tamaño de la trama es por si mismo fuente de pérdidas. Además, un tamaño largo de trama incrementa el retardo para otras estaciones.

2.8.1.3 Factores que afectan el funcionamiento de LAN's y MAN's.

Enumeraremos esos factores que afectan el funcionamiento de una LAN o WAN. Los principales factores son:

- Capacidad.
- Retardo de propagación.
- Número de bits por trama.
- Protocolos de red local.
- Carga ofrecida.
- Número de estaciones.

Los primeros tres términos han sido discutidos, puesto que ellos determinan el valor de a . Los siguientes son los protocolos de red local: físico, medio de acceso y enlace. La ley física no es apropiada para ser por mucho un factor; generalmente, esto puede mantener la transmisión y recepción con un retraso pequeño.

La ley de enlace sumará (adicionará) algunos encabezamientos de bits para cada trama y algún encabezamiento administrativo, tales como administración de

circuito virtual y reconocimientos (acuses de recibo). Esta área no ha sido muy estudiada, y es mejor considerada como parte del funcionamiento terminal-terminal discutido en la sección 2.8.4. Esto deja la ley de acceso al medio, la cual puede tener un efecto significativo sobre el funcionamiento de la red. Las secciones 2.8.2 y 2.8.3 son dedicadas en este tópico.'

Nosotros podemos pensar de los primeros tres factores listados arriba como caracterización de la red; ellos son generalmente constantes dadas. El protocolo de red local es el centro (foco) del esfuerzo de diseño (el escoge que deberá ser hecho). Los siguientes dos factores, carga ofrecida y número de estaciones, son tratadas generalmente como variables independientes. El análisis esta relacionado con determinar el funcionamiento como una función de estas dos variables.

Nótese que estas dos variables deberían ser tratadas separadamente. Ciertamente, esto es verdad para una carga ofrecida por estación, la carga total ofrecida incrementa como el número de estaciones incrementa. El mismo incremento podría ser factible (realizable) guardando el número de estaciones fijas pero incrementando la carga ofrecida por estación. Sin embargo, como hemos visto, el funcionamiento de la red será diferente para estos dos casos.

Un factor que no fué listado arriba: la razón (porcentaje) de error del canal. Un error dentro de una transmisión de trama necesita una retransmisión. Por que el porcentaje de error en la red local es realmente bajo, esto no es posiblemente un factor significativo.

2.8.2 Funcionamiento de LAN.

Una consideración acerca del trabajo ha sido hecha sobre el análisis de funcionamiento de varios protocolos LAN para BUS, ARBOL Y ANILLO (bus, tree and ring). Esta sección esta limitada a resumir los resultados de los protocolos discutidos anteriormente, los cuales son más comunes en las redes LAN.

Empezaremos por presentar una técnica fácil utilizada para el establecimiento rápido vinculado en el funcionamiento. Frecuentemente, esto atrás de la envoltura aproximada es adecuada para clasificarse según el tamaño de

sistemas. Seguido, una comparación de los tres protocolos estandarizados por IEEE802 (CSMA/CD, token bus, token ring) es presentado.

2.8.2.1 Límites sobre funcionamiento.

El propósito de esta sección es presentar una simple técnica remarcable para determinar límites sobre el funcionamiento de una LAN. Aunque una considerable cantidad de trabajo ha sido hecho sobre desarrollo analítico detallado y modelos simulados del funcionamiento de varios protocolos LAN. Además, incluso si los modelos fueran válidos, ellos proveen un nivel de resolución no necesario por los diseñadores de redes locales.

Un argumento de sentido-común deberá clarificar este punto. En alguna LAN o MAN existen tres regiones de operación, basados en la magnitud de carga ofrecida:

- 1.-Una región de **bajo retraso** directo de la red, donde la capacidad es mas que adecuada para manejar la carga ofrecida.
- 2.-Una región de **alto retraso**, donde la red se convierte en un obstáculo. En esta región, relativamente más tiempo es gastado controlando el acceso a la red y menos dentro de la transmisión actual de datos, comparada con la región de bajo retraso.
- 3.-Una región de **retraso ilimitado**, donde la carga ofrecida excede la capacidad total del sistema.

Esta región es fácilmente idéntificada. Por ejemplo, considere la siguiente red:

1. Capacidad = 1 Mbps.
2. Número de estaciones = 1,000
3. Tamaño (dimensión) de trama = 1,000 bits.

Sí, sobre un promedio, cada estación generadora de datos en una tasa excediendo 1 trama por segundo, luego la carga total ofrecida excede 1 Mbps. El retraso en cada estación aumentará y crecerá sin límite. La tercera región es claramente a ser

aludida. Pero casi siempre, el diseñador deseará eludir la segunda también. La segunda región implica un uso ineficiente de la red. Más allá, (una inesperada sobretensión) un inesperado surgimiento de datos mientras dentro de la segunda región causaría correspondientes incrementos dentro del alto retardo. En la primera región, la red no es un obstáculo y, también se discutirá en la sección 2.8.4, contribuirá típicamente sólo una pequeña cantidad para el retraso de terminal a terminal.

De esta manera, la pregunta crucial es: ¿Qué región de la red operará dentro de, basada sobre carga proyectada y redes características?. La tercera red es fácilmente identificada y aludida, esto es, el límite entre las primeras dos regiones que deberían ser identificadas. Si la operación de la red esta abajo del límite esto no debería causarnos un obstáculo en las comunicaciones. Si este opera arriba del límite, hay razón para conectar y tal vez rediseñar. Ahora la salida (resultado) es: ¿Cuanto necesitamos conocer precisamente el límite?. La carga sobre la red variará sobre tiempo y solo puede ser estimada. Porque la carga estimada es inapropiada, siendo precisa no es necesario saber en que límite se encuentra. Si una aproximación buena puede ser desarrollada, luego la red puede ser dimensionada, así que la carga estimada es buena por debajo del límite.

En el ejemplo, sólo se describe la carga estimada que es de 1 Mbps. Si la capacidad de la red es tal que el límite es aproximadamente de 4Mbps, luego el diseñador puede estar razonablemente seguro que la red no será un obstáculo. Con estos puntos en mente, nosotros presentamos una técnica para estimación de funcionamientos límites, basados sobre la propuesta tomada por el comité IEEE 802. Para empezar, permitanos ignorar el control de acceso al medio (protocolo) y desarrollar límites para rendimientos y retrasos como una función del número de estaciones activas. Cuatro cantidades son necesarias:

1. **Tidle.** El tiempo promedio que una estación esta inútil (improductiva, desocupada) entre intentos de transmisión: la estación no tiene mensajes esperando transmisión.
2. **Tmsg.** El tiempo requerido para transmitir un mensaje, un acceso al medio es ganado.

3. **Tdelay.** El retraso promedio desde que la estación tiene un paquete para transmitir, hasta la terminación de la transmisión incluyendo tiempo de cola de espera y tiempo de transmisión.

4. **THRU.** Promedio total de rendimiento sobre la red de mensajes por unidad de tiempo.

Nosotros asumimos que hay N estaciones activas, cada una con los mismos requerimientos de generación de carga. Encontrar un límite superior sobre un rendimiento total, considere el caso ideal en el cual no existe retraso de cola de espera: cada estación transmite cuando esta lista. De aquí cada estación alterna entre tiempo ocioso y transmisión como un rendimiento de $1/(T_{idle} + T_{msg})$. El rendimiento máximo posible es sólo la suma de los rendimientos de todas las N estaciones:

$$THRU \leq \frac{N}{T_{idle} + T_{msg}} \quad 2.2$$

Este límite superior incrementa como N incrementa, pero esta solo razonablemente arriba para el punto de capacidad bruta (total) de la red, la cual puede ser expresada:

$$THRU \leq \frac{1}{T_{msg}} \quad 2.3$$

El punto de ruptura entre esos dos límites ocurre en :

$$\frac{N}{T_{idle} + T_{msg}} = \frac{1}{T_{msg}} \quad 2.4$$

$$N = \frac{T_{idle} + T_{msg}}{T_{msg}}$$

Estos puntos de ruptura definen dos zonas de operación. Con el número de estaciones por debajo del punto de ruptura, el sistema no genera suficiente carga para utilizar la capacidad completa del sistema. Por arriba del punto de ruptura, la red es saturada, esta completamente utilizada y no es viable para satisfacer la demanda de estaciones (aplicadas) unidas.

Ver la moderación (sensatez) de este punto de ruptura, considera que la capacidad de la red es de $1/T_{msg}$. Por ejemplo, si esto toma 1us para transmitir un mensaje, la tasa (porcentaje) de datos es de 10^6 mensajes por segundo. La cantidad de tráfico siendo esta generada por N estaciones es de $N/(T_{idle} + T_{msg})$. Si el tráfico excede la capacidad, los mensajes consiguen reservas e incrementos del retraso. Notese también que el tráfico aumenta según aumente el número de estaciones (N) ó incrementando la tasa (porcentaje) en la cual las estaciones transmiten mensajes (reduce T_{idle}).

Esas mismas consideraciones nos permiten colocar un límite inferior sobre el retraso. Claramente:

$$T_{delay} \geq T_{msg} \quad 2.5$$

Ahora, considere que con alguna carga la siguiente relación atrasa:

$$THRU = \frac{N}{T_{idle} + T_{delay}} \quad 2.6$$

desde entonces $1/(T_{idle} + T_{delay})$ es el rendimiento de cada estación. Combinando 2.3 y 2.6 tenemos:

$$T_{delay} \geq NT_{msg} \cdot T_{idle}$$

El cálculo del punto de ruptura, combinando 2.5 y la ecuación de arriba producen el resultado anterior (ver figura 2.31). Guardando en mente que estos límites son las asíntotas del verdadero retraso y curvas de rendimiento. Los puntos de ruptura delimitan dos regiones. Abajo del punto de ruptura, la capacidad es subutilizada y el retraso es bajo. Arriba del punto de ruptura, la capacidad esta

saturada y el retraso se amplia. En la actualidad estos cambios son graduales y no abruptos.

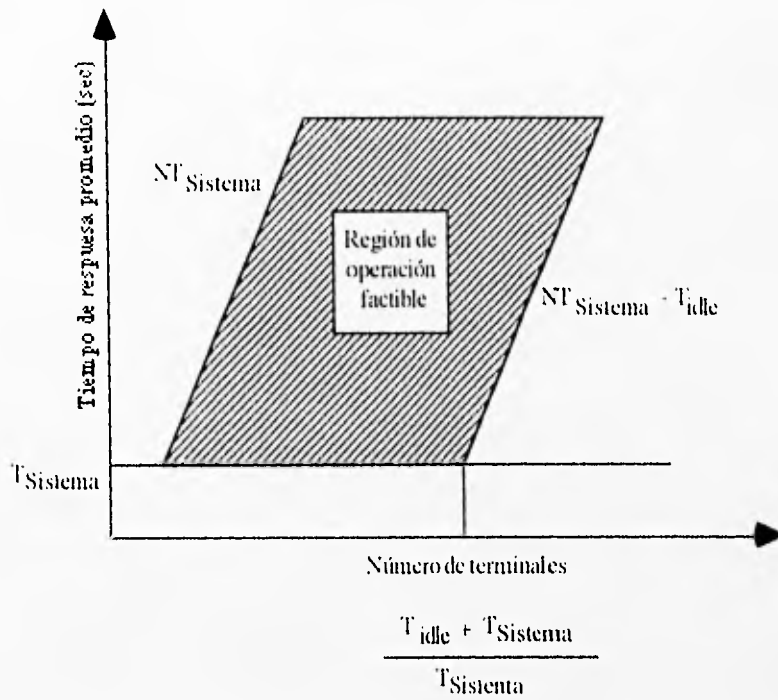


Figura 2.31 Región de operación factible, Sistema Cero-encabezamiento.

Por otra parte los límites son fácilmente encontrados. El retraso sería máximo si todas las N estaciones tienen un mensaje para transmitir simultáneamente:

$$T_{\text{delay}} \leq NT_{\text{msg}}$$

Combinandola con la ecuación 2.6 tendremos:

$$\text{THRU} \geq \frac{N}{T_{\text{idle}} + T_{\text{msg}}}$$

Estos límites dan una idea aspera del comportamiento de un sistema. Ellos le permiten a uno hacer un simple cálculo por atrás de la envolvente determinando si

una propuesta del sistema esta razonablemente dentro de los limites, si la respuesta es no , muchos análisis y aflicciones posiblemente sean salvadas.

Dos ejemplos clarificarán el uso de estas ecuaciones. Primero, considere una estación de trabajo ligada (unida) a 1 Mbps generado por redes locales, sobre un promedio de tres mensajes por minuto, con un promedio por mensaje de 500 bits. Con un tiempo de transmisión de 500 us, el promedio de tiempo inhabilitado (ocioso, inútil) es de 20s. El número de punto de ruptura de estaciones es de :

$$N = \frac{20}{500 \times 10^{-6}} = 40,000 \text{ estaciones}$$

Si el número de estaciones es mucho menor que, digamos 1,000, la congestión debería no ser un problema. Si este es mucho mayor, digamos 100,000 la congestión posiblemente sea un problema.

Segundo, considerando una colocación de estaciones que generan paquetes digitalizados de voz PCM sobre una red local a 10 Mbps. Los datos son generados a una razón de 64 Kbps. Para paquetes de 0.1s, tenemos un tiempo de transmisión por paquete de 640us. Entonces:

$$N = \frac{0.1}{640 \times 10^{-6}} = 156 \text{ estaciones}$$

Generalmente, nosotros no supondríamos que todas las voces de estaciones (telefónicas) sean activadas en un mismo tiempo; tal vez una de cuatro es una estimación razonable, así el punto de ruptura esta en alrededor de 600 estaciones. Note que en ambos ejemplos, tenemos un rápido arribo en un primer plano dimensionado del sistema sin un conocimiento del protocolo. Todo esto es necesario estando la carga generada por estación y la capacidad de la red. Los cálculos de arriba estan basados en un sistema sin encabezamiento. Ellos proveen límites para un sistema con un programa perfecto. Un camino para considerar el encabezamiento es reemplazar T_{msg} por T_{sys} , donde la última cantidad incluye una estimación del encabezamiento por paquete. Esto se muestra en la figura 2.31.

Un manejo más exacto aunque brusco sobre el funcionamiento puede ser elaborado tomando en consideración protocolos complicados. Desarrollaremos los resultados para "paso de prueba" (token passing). Un análisis similar puede ser encontrado en [HAYE81]. Este protocolo, para "bus ó ring" tiene las siguientes características:

- Las estaciones están dando la oportunidad para transmitir en una secuencia cíclica perfecta.
- En cada oportunidad, una estación posiblemente pueda transmitir un mensaje.
- Las tramas pueden ser de longitud fija o variable.
- La adquisición no es permitida.

Algunos términos adicionales son necesarios:

- $R(K)$ = Promedio de tasa (razón, porcentaje) de rendimiento de la estación K .
- T_{over} = Encabezamiento total (segundos) dentro de un ciclo de N estaciones.
- C = duración (segundos) de un ciclo.
- $UTIL(K)$ = utilización de la red debido a la estación K .

Permitanos empezar por asumir que cada estación siempre tiene mensajes para transmitir; el sistema nunca está inútil (desocupado, vacío). La fracción de tiempo que la red está ocupada manejando (manipulando) requerimientos (solicitudes) de la estación K es sólo:

$$UTIL(K) = R(K) T_{msg}(K)$$

Para seguir con el trabajo, el sistema no debería ser presentada con una carga más grande que su propia capacidad:

$$\sum UTIL(K) = \sum R(K) T_{msg}(K) \leq 1$$

Ahora consideremos el encabezamiento en el sistema; el cual es el tiempo que dura un ciclo requerido pasando la prueba y llevar a cabo otras funciones de mantenimiento. Claramente:

$$C = T_{over} + \sum T_{msg}(K)$$

De esto podemos deducir que:

$$R(K) = \frac{1}{C} = \frac{1}{T_{over} + \sum T_{msg}(K)}$$

Ahora, permitamos asumir que el medio esta siempre ocupado, pero que algunas estaciones posiblemente esten desocupadas (inútil). Esta línea de razonamientos nos llevará al deseo de señalar los límites sobre el rendimiento y retraso. Desde que nosotros asumimos que la red nunca esta desocupada, la fracción de tiempo que el sistema gasta sobre encabezamiento y transmisión deben sumarse unidas:

$$(T_{over}/C) + \sum R(K) T_{msg}(K) = 1$$

De esta manera,

$$C = \frac{T_{over}}{1 - \sum R(K) T_{msg}(K)}$$

Nótese que la duración de un ciclo es proporcional a el encabezamiento, duplicando el promedio de tiempo de encabezamiento debería duplicarse el tiempo del ciclo para una carga fija. Este resultado posiblemente no sea intuitivamente obvio; el lector esta asesorado para trabajar fuera de estos pocos ejemplos. Con conocimiento de C, nosotros podremos colocar un límite superior sobre el rendimiento de alguna otra fuente.

$$R (J) \leq \frac{1}{C} = \frac{1 - \sum R (K) T_{msg} (K)}{T_{over}} \quad 2.7$$

Ahora permitanos asumir que todas las fuentes son idénticas:

$R(K) = R$, $T_{msg} (K) = T_{msg}$. Luego 2.7 se reduce a

$$R \leq \frac{1 - NRT_{msg}}{T_{over}}$$

Solucionando para R:

$$R < \frac{1}{T_{over} + NT_{msg}}$$

Pero por definición, $R = 1 / (T_{delay} + T_{idle})$, de esta manera podemos expresar:

$$T_{delay} = (1 / R) - T_{idle}$$

$$T_{delay} \geq T_{over} + NT_{msg} - T_{idle}$$

En la práctica, T_{over} posiblemente consista de algunas cantidades fijas de tiempo C_0 para cada ciclo, además de C_1 , para cada estación que recibe la prueba (token). Estos números diferirán para token ring y token bus:

$$T_{delay} \geq C_0 + N (T_{msg} + C_0) - T_{idle}$$

Nosotros tenemos la desigualdad (inecuación) de 2.5 y podemos solucionarla para el punto de ruptura:

$$R(J) \leq \frac{1}{C} = \frac{1 - \sum R(K) T_{\text{msg}}(K)}{T_{\text{over}}} \quad 2.7$$

Ahora permitámonos asumir que todas las fuentes son idénticas:

$R(K) = R$, $T_{\text{msg}}(K) = T_{\text{msg}}$. Luego 2.7 se reduce a

$$R \leq \frac{1 - NRT_{\text{msg}}}{T_{\text{over}}}$$

Solucionando para R:

$$R < \frac{1}{T_{\text{over}} + NT_{\text{msg}}}$$

Pero por definición, $R = 1 / (T_{\text{delay}} + T_{\text{idle}})$, de esta manera podemos expresar:

$$T_{\text{delay}} = (1 / R) - T_{\text{idle}}$$

$$T_{\text{delay}} \geq T_{\text{over}} + NT_{\text{msg}} - T_{\text{idle}}$$

En la práctica, T_{over} posiblemente consista de algunas cantidades fijas de tiempo C_0 para cada ciclo, además de C_1 , para cada estación que recibe la prueba (token). Estos números diferirán para token ring y token bus:

$$T_{\text{delay}} \geq C_0 + N(T_{\text{msg}} + C_0) - T_{\text{idle}}$$

Nosotros tenemos la desigualdad (inecuación) de 2.5 y podemos solucionarla para el punto de ruptura:

$$N = \frac{T_{\text{msg}} + T_{\text{idle}} - C_0}{T_{\text{msg}} + C_1} \quad 2.8$$

La figura 2.32 (describe) muestra el gráfico retraso-estación, mostrando las dos regiones. Notese que la pendiente (declive) de la línea en la región cargada pesadamente es $T_{\text{msg}} + C_1$. Un análisis similar puede ser observado en CSMA/CD. La figura 2.33 es una comparación desarrollada por [STUC85]. La posición absoluta de las variadas políticas dependiendo sobre suposiciones específicas acerca del encabezamiento y, en el caso de CSMA/CD tiene un (pequeño) corto retraso de tiempo, pero el protocolo se debilita más rápidamente abajo del incremento de la carga.

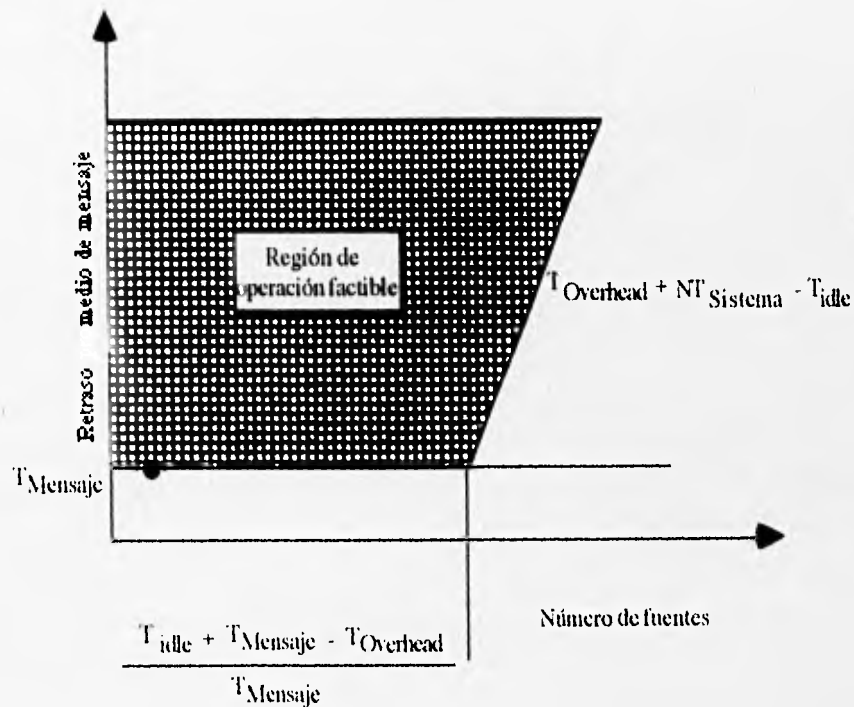


Figura 2.32 Límites sobre el funcionamiento de token passing.

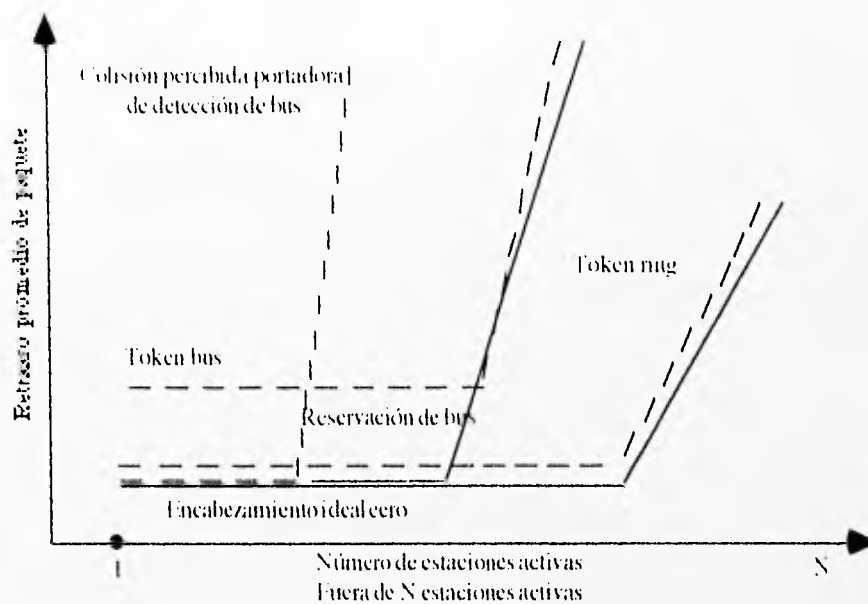


Figura 2.33 Comparación de límites sobre protocolos LAN.

2.8.2.2 Funcionamiento comparativo de Token Passing y CSMA/CD.

El propósito de esta sección es dar al lector algunas ideas dentro del funcionamiento relativo del más importante protocolo LAN; CSMA/CD, token bus y token ring. Nosotros empezamos con modelos simplificados que hacen resaltar los puntos principales de comparación. Siguiendo esto, un análisis cuidadoso llevado a cabo por el comité IEEE802 es reportado.

Para los modelos, nosotros asumimos una red local con N estaciones activas. Nuestro propósito es estimar el máximo rendimiento realizable sobre la LAN. Para este propósito, asumiremos que cada estación esta siempre preparada enviando una trama.

Primero, permitamos considerar a token ring. El tiempo en el anillo (ring) será alternado entre transmisión de tramas de datos y token ring. Referido a una solitaria (individual) instancia de una trama de datos seguida por una prueba (token) como un ciclo y define:

- C = Tiempo promedio para un ciclo.
- DF = Tiempo promedio para transmisión de tramas de datos.
- TF = Tiempo promedio para pasar a prueba (token).

Debería ser claro que la tasa (porcentaje) de ciclo promedio es sólo $1/C = 1/(DF + TF)$.
Intuitivamente:

$$S = \frac{DF}{DF + TF} \quad 2.9$$

Esto es, el rendimiento, normalizado a la capacidad del sistema, es sólo la fracción de tiempo que este envía transmisión de datos.

Refiriendonos ahora a la figura 2.28, el tiempo es normalizado tal que el tiempo de transmisión de trama es igual a 1 y el tiempo de propagación igual a "a". Para el caso de $a < 1$, una estación transmite una trama en un tiempo t_0 , recibe (el margen a la cabeza de sus propias tramas) el borde (límite) que va a la cabeza de sus propias tramas en $t_0 + a$, y completa la transmisión en $t_0 + 1$.

La estación luego emite (envía) una prueba (token), la cual toma el tiempo a/N para alcanzar la siguiente estación (asumiendo igualdad de espacios entre estaciones).

De esta manera un ciclo toma $1 + a/N$ y el tiempo de transmisión es 1.

Así, $S = 1/(1 + a/N)$.

Para $a > 1$ el razonamiento es ligeramente diferente. Una estación transmite en t_0 , completa la transmisión en $t_0 + 1$, y recibe el límite que va a la cabeza de su propia trama en $t_0 + a$.

En que punto, esto es libre para emitir una prueba (token), el cual toma un tiempo a/N para alcanzar la siguiente estación. El tiempo de ciclo es por consiguiente $a + a/N$ y $S = 1/[a(1 + 1/N)]$. Resumiendo

$$\begin{array}{rcc}
 & 1 & \\
 & \text{-----} & a < 1 \\
 & 1 + a/N & \\
 \text{Token: } S & & 2.10 \\
 & 1 & \\
 & \text{-----} & a > 1 \\
 & a(1 + 1/N) &
 \end{array}$$

El razonamiento arriba aplicado es igualmente bueno para token bus, donde nosotros asumiremos que el rendimiento lógico es el mismo como el ordenamiento físico y que el tiempo token-passing es por lo tanto a/N .

Para CSMA/CD, nosotros basamos nuestro aprovechamiento sobre una derivación en [METC76]. Considerando el tiempo sobre el medio para ser organizado dentro de ranuras de las cuales la longitud es dos veces el retraso de propagación terminal a terminal (end to end). Este es un camino conveniente para observar la actividad sobre el medio; el tiempo de ranura es el tiempo máximo, desde el comienzo de la transmisión requerido para detectar una colisión. Otra vez se asume que ahí existen N estaciones activas, cada una generando la misma carga.

Evidentemente, si cada estación siempre tiene un paquete para transmitir es posible que existan colisiones en la línea. Por lo tanto, nosotros asumimos que cada estación impide por sí misma transmisiones durante una ranura disponible con probabilidad p . El tiempo sobre el medio consiste de dos tipos de intervalos. El primero, es un intervalo de transmisión, el cual dura $1/2a$ ranura. El segundo es un intervalo de controversia, el cual es una secuencia de ranuras con ambos una colisión o no transmisión en cada ranura. El rendimiento es sólo la proporción de tiempo enviado dentro de intervalos de transmisión (similar al razonamiento de la ecuación 2.1).

Para determinar la longitud promedio de un intervalo de controversia, nosotros empezaremos por computar A , la probabilidad que exactamente una

estación intente una transmisión en una ranura y por lo tanto conseguir el medio. Esto es sólo la probabilidad binomial que alguna otra estación intente transmitir y las otras no lo hagan:

$$A = \binom{N-1}{p} p^1 (1-p)^{N-1}$$

$$A = Np (1-p)^{N-1}$$

Esta función toma un máximo sobre p cuando $p = 1/N$:

$$A = (1 - 1/N)^{N-1}$$

¿Porqué estamos interesados en el máximo? Bueno, nosotros queremos calcular el máximo rendimiento del medio. Debería ser claro que esto será ejecutado si nosotros maximizamos la probabilidad de que tenga éxito de asentamiento del medio. Durante períodos de uso pesado (cargado), una estación debería restringir sus ofertas de carga a $1/N$. (Esto asumimos que cada estación conoce el valor de N ; con el fin de derivar una expresión para un máximo rendimiento posible, nosotros vivimos con esta suposición). Por otra parte, durante períodos de uso ligero, la máxima utilización no puede ser llevada a cabo (ejecutado) por que G es también baja; esta región no es de interés aquí.

Ahora nosotros podemos estimar la longitud promedio de un intervalo de controversia, w , en ranuras:

$E[w] = \sum_i i \Pr[i \text{ ranuras en un renglón con una colisión ó no transmisión seguida por una ranura con una transmisión}]$

$$= \sum_i i (1-A)^i A$$

La sumatoria converge a:

$$E[w] = (1-A)/A$$

Ahora podremos determinar la utilización máxima, la cual es sólo la longitud de un intervalo de transmisión como una proporción de un ciclo consistiendo de una transmisión y un intervalo de controversia.

$$S = \frac{1/2a}{1/2a + (1 - A)/A} = \frac{1}{1 + 2a(1 - A)/A} \quad 2.11$$

La figura 2.34 muestra un rendimiento normalizado como una función de a para varios valores de N y para ambos token passing y CSMA/CD.

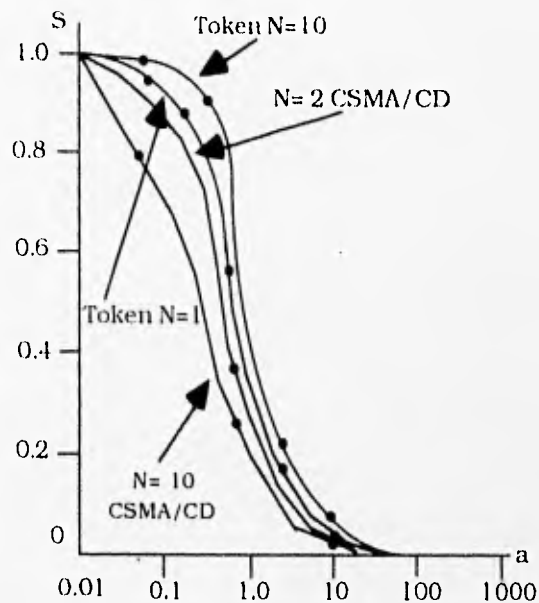


Figura 2.34 El rendimiento como una función de a para Token-Passing y CSMA/CD.

Para ambos protocolos, el rendimiento declina como a incrementa. Pero (más) la dramática diferencia entre los dos protocolos es visto en la figura 2.35, el cuál muestra el rendimiento como una función de N . Token passing funciona actualmente mejor como una función de N , ya que menos tiempo es enviado en token passing. A la inversa, el funcionamiento de CSMA/CD decrece por el incremento de probabilidad de colisión. Es interesante notar el valor asintótico de S como incrementa N . Para token:

$$\text{Token: } \lim S = \begin{cases} 1 & a < 1 \\ 1/a & a > 1 \end{cases}$$

Para CSMA/CD, nosotros necesitamos conocer que el $\lim (1 - 1/N)^{N-1} = 1/e$. Luego:

$$\text{CSMA/CD: } \lim S = \frac{1}{1 + 3.44a}$$

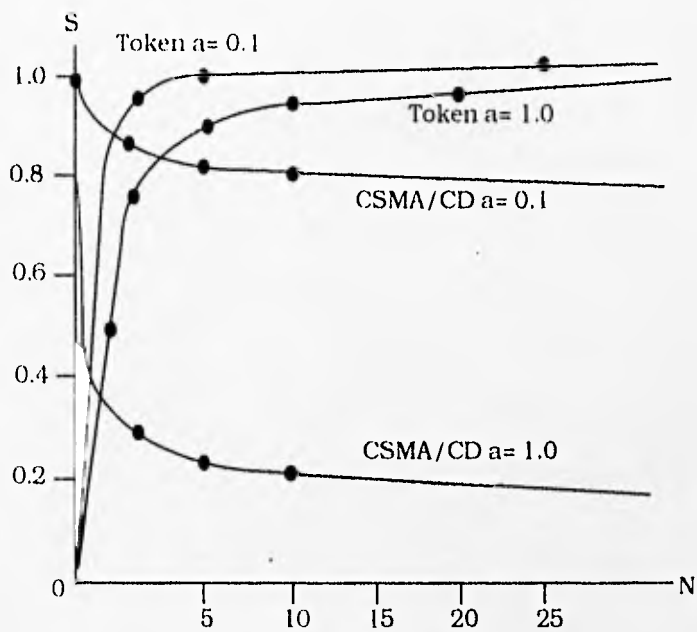


Figura 2.35 El rendimiento como una función de N para Token-Passing y CSMA/CD.

Continuando con éste ejemplo, es relativamente fácil derivar una expresión para retrasos para token passing. Una estación (estación 1) que transmite paralelamente debe esperar los siguientes eventos antes de que pueda transmitir otra vez:

- Estación 1 transmite token a la estación 2.
- Estación 2 transmite tramas de datos.

- Estación 2 transmite token a la estación 3.
- Estación transmite trama de datos.

- Estación N - 1 transmite token a la estación N.
- Estación N transmite tramas de datos.
- Estación N transmite token a la estación 1.

De esta manera el retraso consiste de $(N - 1)$ ciclos además de a/N , el tiempo token passing. Nosotros tenemos:

$$\text{Token: } D = \begin{matrix} N + a - 1 & a < 1 \\ aN & a > 1 \end{matrix} \quad 2.12$$

Así el retraso se incrementa linealmente con la carga, y para un número fijo de estaciones el retraso es constante e incluso finito si todas las estaciones siempre tienen algo que enviar. El retraso para CSMA/CD es más difícil de expresar y depende de la exacta naturaleza del protocolo. En general, podemos decir que el retraso crece sin límite cuando el sistema vuelve a saturarse. Como N incrementa, ahí tienen más colisiones y largos períodos de intervalo. Tramas individuales deberían hacer más intentos para llevar a cabo transmisiones con éxito.

Nosotros ahora reportamos los resultados de profundos análisis hechos por el comité IEEE802 (STUC85). Un análisis similar es también reportado por (BUX81). El análisis está basado sobre consideraciones no sólo promedio sino segundos momentos de retraso y longitud de mensaje. Dos casos de arribo de mensajes estáticos son empleados. En el primero, sólo 1 estación fuera de 100 tienen mensajes para transmitir y esta siempre lista para transmitir. En tal caso, uno debería esperar que la red debería no ser obstaculizado (embotellado), pero podría fácilmente continuar con una estación. En el segundo caso, 100 estaciones fuera de 100 siempre tienen mensajes para transmitir. Esto representa un extremo de congestión y uno debería suponer que la red posiblemente sea un embotellamiento (obstáculo).

Los resultados son mostrados en la figura 2.36. En los resultados se observa la actual tasa (porcentaje) de transmisión de datos contra la velocidad de transmisión sobre un bus de 2 Km. Observe que la abscisa no es la carga ofrecida, sino, la

capacidad actual del medio. La estación 1 ó 100 proveen suficiente entrada para la utilización completa de la red. Por lo tanto esos gráficos son una medición (medida) del máximo potencial de la utilización. Tres sistemas son examinados: token ring con 1 bit latente por estación, token bus y CSMA/CD.

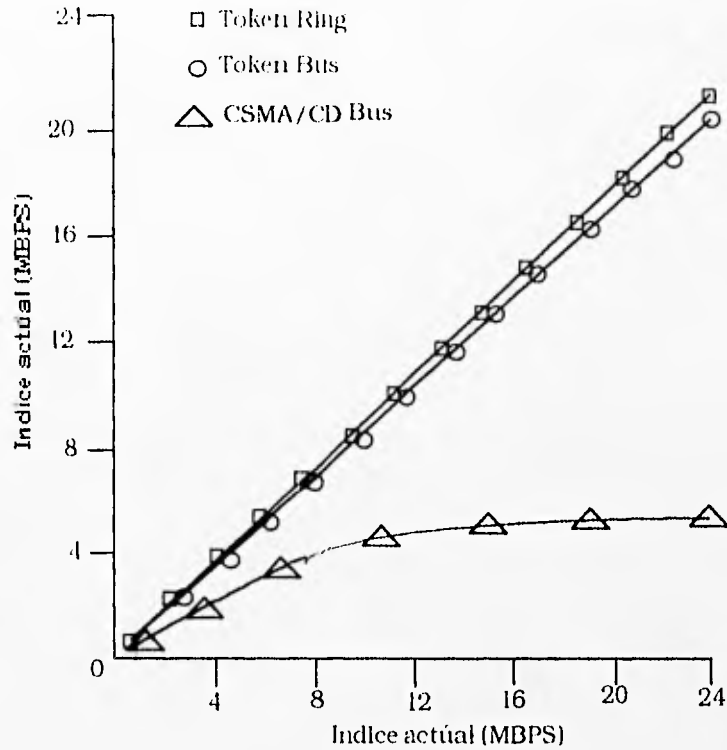


Figura 2.36(a) Índice Datos de Potencia Máxima para protocolos LAN; 2000 bits por paquete; 100 estaciones activas fuera de 100 estaciones totales.

El análisis produce las siguientes conclusiones:

- Para los parámetros dados, el más pequeño el promedio de longitudes de trama, la mayor diferencia dentro de el máximo promedio de tasa de rendimiento entre token passing y CSMA/CD. Esto refleja la fuerte dependencia de CSMA/CD sobre a.
- Token ring es la menos sensitiva para trabajar con carga.

- CSMA/CD ofrece el más corto retraso abajo de ligera carga, mientras es más sensitivo abajo de carga pesada para la carga de trabajo.

Notese que también en el caso de una estación solitaria transmitiendo, token bus es significativamente menos eficiente que los otros dos protocolos. Estos es así por que la suposición hace que el retardo de propagación sea más largo que para token ring, y que el retardo en token passing es más grande que en token ring.

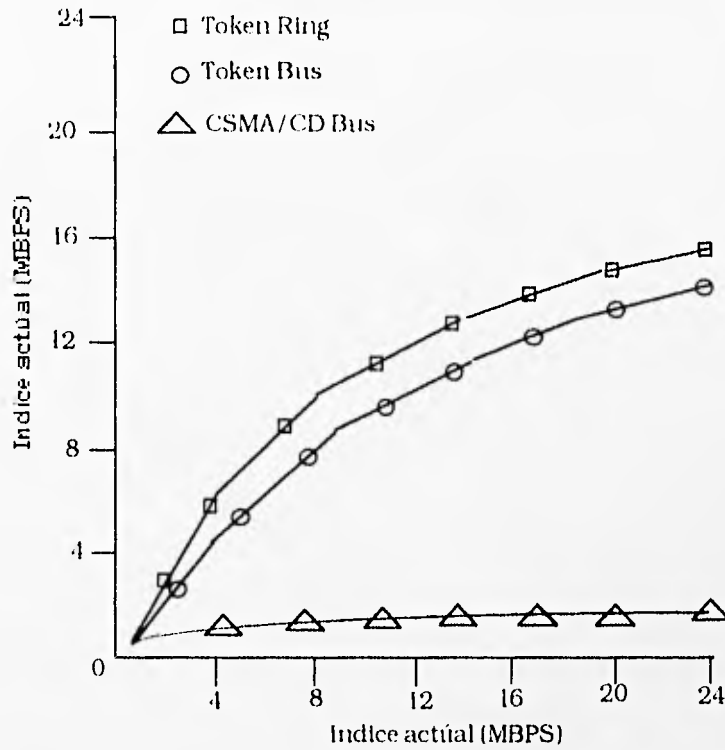


Figura 2.36(b) 500 bits por paquete; 100 estaciones activas fuera de 100 estaciones locales.

2.8.2.3 Conducta de protocolos de opinión.

La sección presente revela que CSMA/CD funciona menos bien que token passing abajo del incremento de carga o incremento de a. Esto es característico de todos los protocolos de opinión. En esta sección nosotros exploramos este sujeto con más

detalle para el lector interesado. Para hacer esto, nosotros presentamos resultados basados sobre la suposición de que ahí existen un infinito número de estaciones.

Esto posiblemente golpeé al lector como una absurda táctica, pero, en efecto, esto liderea analíticamente ecuaciones manejables que están hasta un punto muy cerradas a la realidad. Definiremos este punto brevemente. Por ahora, (afirmaremos) expresamos la infinita fuente de suposiciones precisas: hay un número infinito de estaciones, cada una generará una tasa infinitamente pequeña de tramas tal que el número total de tramas generadas por unidad de tiempo es infinita.

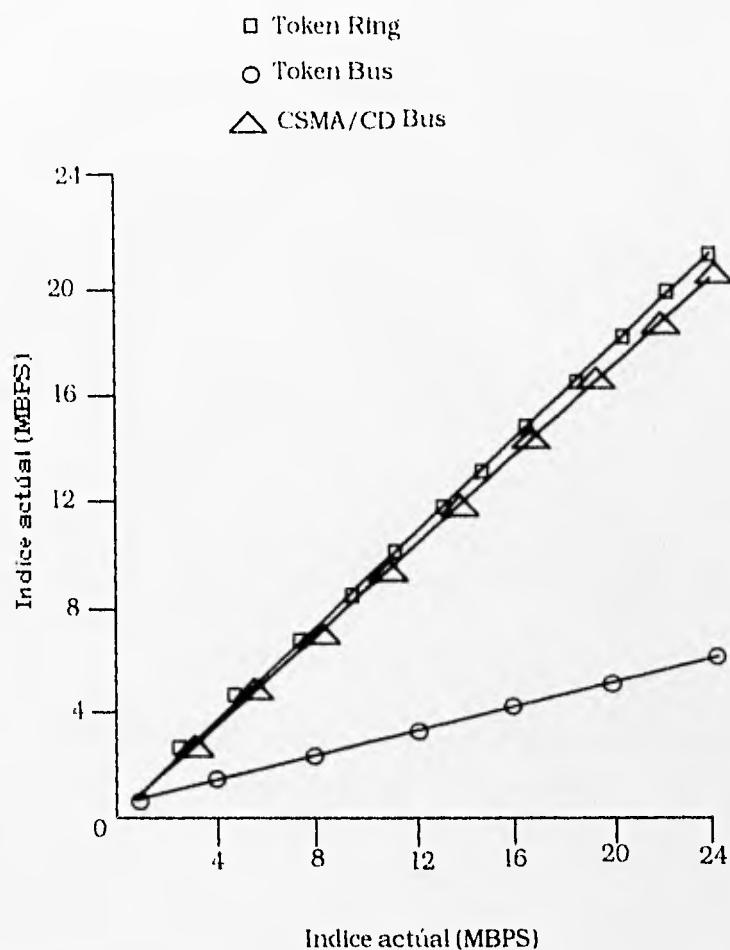


Figura 2.36(c) 2000 bits por paquete; 1 estación activa fuera de 100 estaciones locales.

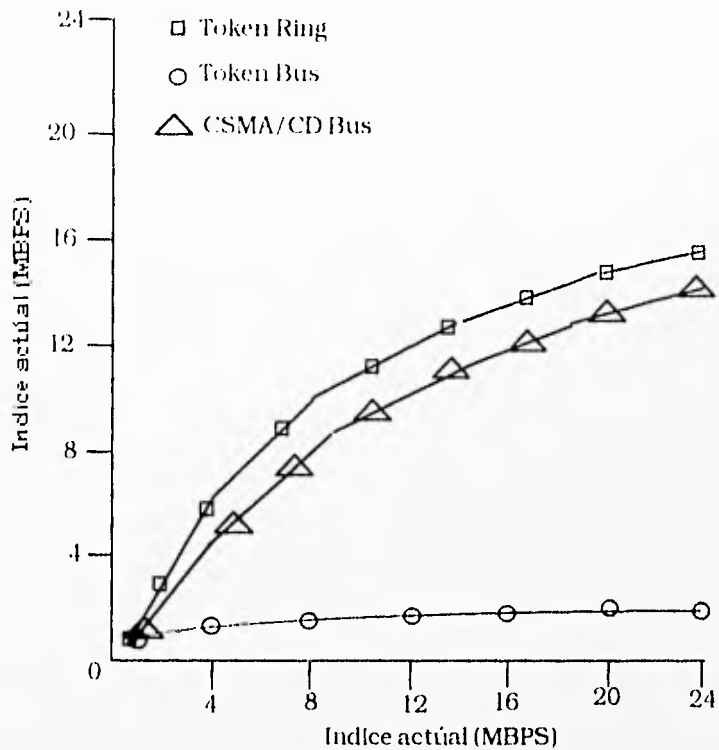


Figura 2.36(d) 500 bits por paquete; 100 estaciones activas fuera de 100 estaciones locales.

Las siguientes suposiciones adicionales son hechas:

1. Todas las tramas son de longitud constante. En general, tales tramas dan el promedio de rendimiento y el funcionamiento del retraso que hace tramas de longitud variable. En algunos análisis, una distribución exponencial de longitud de tramas usadas.
2. El canal esta libre de ruido.
3. Las tramas no se conectan en estaciones individuales, esto es, una estación transmite cada trama antes de los siguientes arriros, por lo tanto $I=S$. Esta suposición se debilita con cargas altas, donde las estaciones son aisladas con incremento de retrasos por cada paquete.

4. G , la carga ofrecida, distribuida (poisson).

5. Para CSMA/CD, no existe tiempo perdido de portadora y detección de colisiones.

Estas suposiciones no precisamente reflejan algún sistema actual. Por ejemplo, los momentos de más alto-orden o también la integral de probabilidad de distribución de longitud de trama o que G posiblemente sea necesaria para resultados exactos. Estas suposiciones proveen un manejo analítico, habilitando el desarrollo de expresiones de forma-cerrada por funcionamiento. De esta manera ellos proveen una base común para comparar un número de protocolos y ellos permiten el desarrollo de resultados que dan idea (penetración) dentro de la conducta del sistema. En la discusión siguiente mostraremos (estudios de) simulación y medidas que indican que esas ideas son válidas.

Permitanos ver primero al protocolo simple de opinión, ALOHA puro. El tráfico por supuesto, es también generado como muchas tramas; por segundo. Es conveniente normalizar esto por el tiempo de transmisión de trama; después nosotros podemos ver S como el número de tramas generada por el tiempo de trama. Desde que la capacidad del canal es una trama por tiempo de trama, S tiene el significado usual de rendimiento como una fracción de la capacidad.

El tráfico total sobre canal consistirá de nuevas tramas más tramas que deberían ser retransmitidas porque de colisión:

$G = S +$ (número de retransmisiones de tramas por tiempo de retransmisión de trama).

Ahora, una trama deberá ser retransmitida si ésta sufre una colisión. De esta manera, nosotros podemos expresar la tasa de retransmisión como $G \Pr$ [tramas individuales sufren una colisión]. Notese que nosotros deberíamos usar la razón G en lugar de S en esta expresión. Para determinar la probabilidad de colisión, consideremos como un caso malo dos estaciones A y B tan apartadas como sea posible sobre un bus (i.e., una distancia normalizada a , como en la figura 2.27). Una trama transmitida por la estación A sufrirá una colisión si B empieza una transmisión previa a A, pero dentro de un tiempo $1+a$ del comienzo de las A's transmisiones, o si

B empieza la transmisión después de A dentro de un período de tiempo $1+a$ del comienzo de las A's. Así, el período vulnerable es de longitud $2(1+a)$.

Nosotros hemos asumido que G es una distribución de Poisson. Para un proceso Poisson con tasa λ , la probabilidad de un arribo en un período de tiempo t es $1 - e^{-\lambda t}$.

De esta manera la probabilidad de un arribo durante un período de tiempos es de $1 - e^{-2(1+a)G}$.

Por lo tanto, nosotros tenemos: $G = S + G [1 - e^{-2(1+a)G}]$.

Así:

$$\text{ALOHA: } S = G e^{-2(1+a)G} \quad 2.13$$

Esta derivación asume que G es Poisson, lo cual nunca es el caso para I Poisson. De esta manera, un análisis profundo indica que la infinita suposición de población resulta estrechamente de la aproximación finita resuelta con razonablemente pequeños números (digamos 50 o más estaciones) (KLEI76, PATE87). Esto es también verdadero para sistemas CSMA y CSMA/CD (TOBA80a, TOBA82).

Otro camino para derivar 2.3 es notar que S/G es la fracción de tramas ofrecidas transmitidas con éxito, lo cual es sólo la probabilidad que para cada trama, ninguna trama adicional arrive durante el período vulnerable, el cual es $(e^{-2(1+a)G})$.

El rendimiento para el ranuraje de ALOHA es también fácilmente calculable. Todas las tramas empiezan la transmisión sobre un límite de ranura. De esta manera, el número de tramas transmitidas durante una ranura de tiempo (slot time) es igual al número que fué generado durante la ranura previa y transmisión de espera. Para eludir colisiones entre tramas dentro de ranuras adyacentes, la longitud de ranura debe ser igual al tiempo de transmisión de trama además del retraso de propagación (i.e., $1+a$). Así, la probabilidad de que una trama individual sufra colisión es: $[1 - e^{-(1+a)G}]$. De esta manera tenemos:

Diferenciando 2.13 de 2.14 con respecto a G , el máximo valor posible para S está en $1/[2e(1+a)]$ y $1/[e(1+a)]$ respectivamente. Estos resultados difieren de otros reportados en previas consideraciones de funcionamientos de redes locales (TROP81, FRANS1), los cuales ignoran "a" y tienen $S = Se^{-2G}$ para ALOHA y $S = e^{-G}$ para ALOHA ranurado. La discrepancia se originó porque esas fórmulas fueron derivadas originalmente por canales satelitales, para los cuales ellos eran válidos, aunque son frecuentemente comparados con protocolos tipo CSMA derivados de redes locales (e.g., TOBA80b). Los resultados correspondientes a $a=0$ son gráficos en la figura 2.37. Para valores pequeños de a ($a \leq 0.01$), estas figuras son adecuadas, pero para comparaciones con protocolos CSMA, las ecuaciones 2.13 y 2.14 deberán ser utilizadas.

La figura 2.37 provee una idea de la naturaleza del problema de inestabilidad mediante conexión de protocolos. Como la carga ofrecida incrementa, así también el rendimiento hasta más allá de su valor máximo, actualmente el rendimiento decrece tanto como incrementa su valor G . Esto es porque existe un incremento constante de colisiones: más tramas son ofrecidas, pero son pocas las exitosas que escapan a las colisiones. Lo peor, esta situación posiblemente persista también si la entrada al sistema disminuye a cero. Considerese: para una G alta, que virtualmente todas las tramas ofrecidas están retransmitiéndose y virtualmente ninguna consiga terminar. De esta manera, aún si no son generadas tramas nuevas, el sistema permanecerá ocupado en un intento por limpiar la acumulación (retrasos), la capacidad efectiva del sistema es virtualmente cero. Así, siempre en un sistema cargado moderadamente, un estallido temporal (transitorio) de trabajo podría mover a la red dentro de una región permanente de alta colisión. Este tipo de inestabilidad no es posible con protocolos sin controversia.

El retraso es más difícil de calcular, pero los razonamientos siguientes dan una buena aproximación. Nosotros definimos retraso (retardo) como: el intervalo del tiempo desde cuando un nodo está listo para transmitir una trama hasta cuando esta es recibida con éxito. Este retraso (retardo) es simplemente la suma del retraso de la cola de espera (queueing delay), el retraso de propagación y el tiempo de transmisión. En ALOHA, el retraso de la cola de espera es 0; esto es, un nodo transmite inmediatamente (en seguida) cuando tiene una trama para transmitir. Sin

embargo, porque de colisiones, nosotros posiblemente consideremos el tiempo de retraso por cola de espera para tener el tiempo total prioritario consumido para transmisiones exitosas (i.e., el tiempo total gastado en transmisiones sin éxito). Para llegar a esto, nosotros necesitamos conocer el número supuesto de transmisiones por trama. Una pequeña idea nos muestra que esto es simplemente G/S . Por consiguiente, el número esperado de retransmisiones por trama es de solo: $G/S - 1 = e^{2(1+a)G} - 1$. El retraso D entonces puede ser expresado como:

$$D = [e^{2(1+a)G} - 1] \vartheta + a + 1$$

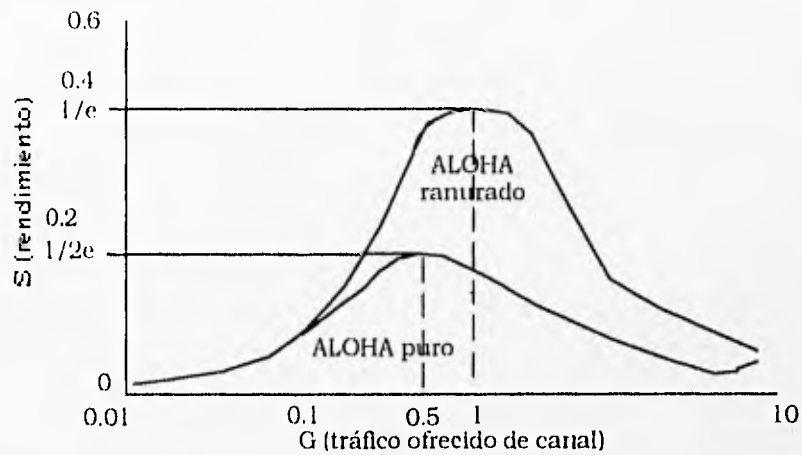


Figura 2.37 Funcionamiento de ALOHA y S-ALOHA con $a=0$.

donde ϑ es el retraso promedio para una transmisión. Un algoritmo común usado para ALOHA es retransmitido después de un tiempo selecto (escogido) desde una distribución uniforme de y y desde 1 a K tiempos de transmisión de trama. Esto minimiza la repetición de colisiones. El promedio retraso es luego $(K + 1)/2$. A esto, nosotros deberíamos de sumar la cantidad de tiempo que una estación debería esperar para determinar que sus tramas fueran exitosas. Este es el tiempo que esta debería tomar para completar una transmisión $(1 + a)$ además del tiempo que debería tomar a la recepción para generar un acuse de recibo (reconocimiento) "w", además del tiempo de propagación para el reconocimiento investigando la estación "a". Para simplificar, nosotros asumimos que el reconocimiento de paquetes no sufre colisiones. De esta manera:

$$\text{ALOHA: } D = [e^{2(1+a)G} - 1] (1 + 2a + w + (K+1)/2) + a + 1 \quad 2.15$$

Para S-ALOHA, se obtiene un razonamiento similar. La diferencia principal ahora es que existe un retraso, promediando la mitad de una ranura de tiempo entre el tiempo en que un nodo está listo para enviar una trama y el tiempo libre en que la siguiente ranura de inicio:

$$\text{S-ALOHA: } D = [e^{(1+a)G} - 1] (1 + 2a + w + (K+1)/2) + 1.5a + 1.5 \quad 2.16$$

Estas fórmulas confirman la inestabilidad de protocolos basados en la discusión abajo de carga pesada. Como la tasa (porcentaje) de nuevas tramas se incrementa, así también el número de colisiones. Nosotros podemos ver que ambos, el número de colisiones y el retraso promedio crecen exponencialmente con G . Así allí no existe sólo un cambalacheo (trade-off) entre el rendimiento (S) y el retraso (D), aunque un tercer factor entra al cambalacheo (intercambio): la estabilidad. La figura 2.38 ilustra este punto. La figura 2.38a muestra que el retraso incrementa exponencialmente con carga ofrecida. Pero la figura 2.38b es tal vez más significativa. Esta muestra que el retraso incrementa cuando el rendimiento sube a su máximo rendimiento posible. Más allá de este punto, el rendimiento decrece (declina) por que del incremento en el número de colisiones, el retraso continúa elevándose.

Es importante ponderar las figuras 2.37 y 2.38 para (conseguir) obtener un mejor sentido de la conducta de canales de (controversia) discusión. Recordando que nosotros mencionamos que ambas S y G son parámetros derivados, y lo que a nosotros debería gustarnos realmente estimar es el tráfico actual generado por dispositivos de la red, y la carga de entrada I . Tan larga como la carga de entrada es menor que el máximo potencial de rendimiento, $\text{Max}_G(S)$, luego $I=S$. Esto es, el rendimiento del sistema igual a la carga de entrada. Por consiguiente, todas las tramas se obtienen completamente. De cualquier manera, si $I > \text{Max}_G(S)$, la figura 2.37 y 2.38 no se aplican largamente. El sistema no puede transmitir tramas tan rápido como ellas arriben. El resultado: si I permanece arriba del umbral indefinidamente, luego D va hacia el infinito, S va hacia cero, y G crece sin límite.

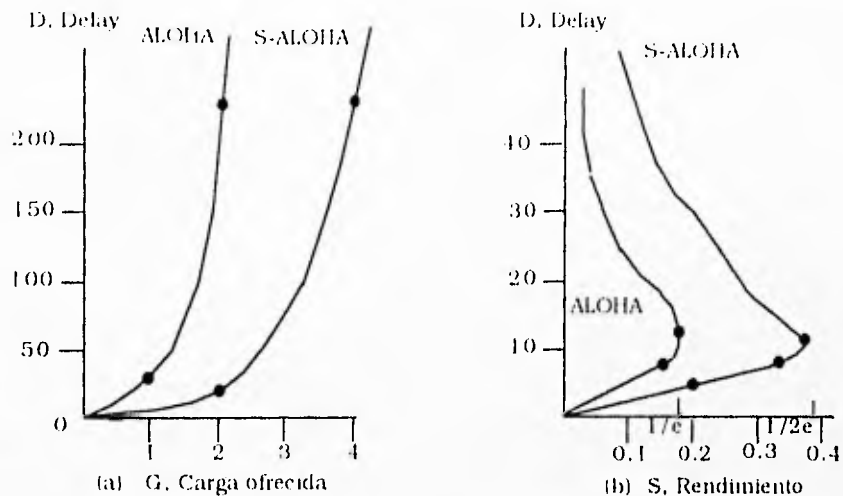


Figura 2.38 El retraso como una función de G y S.

La figura 2.38b muestra que, para un valor dado de S, habrá dos posibles valores de D. ¿Cómo puede ser esto? En ambos casos, $I=S$, y el sistema estará transmitiendo todas las tramas de entrada. La explicación es como sigue: como la entrada $I=S$, se acerca "a" a el punto de saturación, la naturaleza estocástica de la entrada eventualmente encaabezará (lideará) un período de una alta tasa (porcentaje) de colisiones, resultando en un decremento del rendimiento y el más alto retraso de tramas.

Finalmente, nosotros mencionamos que esos resultados dependen críticamente sobre las suposiciones hechas. Por ejemplo, si hay sólo una estación transmitiendo, luego el rendimiento factible es 1.0, no 0.18 ó 0.37. Por ejemplo, si existe únicamente una estación transmitiendo, entonces el rendimiento factible es 1.0, y no 0.18 o 0.37. Efectivamente, con un solo usuario con un alto índice de datos y una colocación de otros usuarios con muy bajo índice de datos, la utilización de la aproximación 1 puede ser factible. De cualquier manera, el retraso encontrado por los otros usuarios es significativamente más largo que en el caso homogéneo. En general, cuanto más no-balanceada la tasa fuente, más alto el rendimiento (KLEI76).

Ahora toca turno a los protocolos CSMA. Una línea similar de razonamiento puede ser utilizada para derivar resultados analíticos de forma-cerrada como es

hecho con ALOHA y S-ALOHA. Tal vez las derivaciones más claras pueden ser encontradas en (LABA78). El mismo o similar resultado puede ser encontrado en (KLEI75), (KLEI76), (SCHW77), (HERR79), (TOBA82) y (HEYM82).

La figura 2.39 comparará los diferentes protocolos de discusión para un valor de $a=0.01$ y $a=0.05$. Nótese el drámatico mejoramiento en el rendimiento de varios esquemas CSMA sobre ALOHA. También nótese el decremento en el funcionamiento para incrementos de "a". Esto se ve más claramente en la figura 2.40 (TAKA85). Como esperabamos, el funcionamiento de todos los esquemas CSMA decrecen incrementando "a" ya que el período de vulnerabilidad crece. Para un valor suficientemente alto de "a", digamos 0.5 a 1.0, los protocolos ranurados se aproximan a S-ALOHA y los protocolos no-ranurados a ALOHA. Con estos valores, ninguna de las dos portadoras significan la no detección de colisiones que es de mucho uso.

La figura 2.41 muestra al retraso como una función del rendimiento. Como se puede ver, CSMA/CD ofrece un retraso significativo y el perfeccionamiento de los rendimientos sobre CSMA en $a=0.05$. Como "a" incrementa, estos protocolos convergen con cada uno y con S-ALOHA. Una de las suposiciones críticas utilizadas en la derivación de todos estos resultados es que el número de fuentes es infinito. La válidez de la suposición se puede ver en la figura 2.35. Note que para valores pequeños de "a", la eficiencia del sistema con un número finito de estaciones difiere poco aunque el número de estaciones crezca a infinito. Para valores más largos de "a", las diferencias son más marcadas. La figura muestra que la infinita población supone desestimar la eficiencia aunque es todavía una buena aproximación.

Una segunda suposición que no es real es eso de tamaños fijos de tramas. Aunque una red local podría imponer tamaños de tramas fija, esto es claramente ineficiente si el mensaje es de longitud variable. Una situación común es tener un tamaño largo de trama para transferencia de archivos y un tamaño más corto para tráfico interactivo y acuse de recibo (reconocimiento). Ahora, como la longitud de trama decrezca, "a" incrementa, así si todas las tramas fueran cortas, entonces la utilización debiera ser menor aún si todas las tramas fueron largas. Presumiblemente, con una mezcla de los dos tipos de tráfico, la eficiencia debería estar en alguna parte mientras tanto. Esto ha sido mostrado en (TOBA80a). El análisis también mostro que sólo un pequeño porcentaje de tramas más largas son suficientes para alcanzar cerrar con el más alto rendimiento sólo en el caso de

tramas largas. De cualquier manera, este incremento del rendimiento es para el detrimento de las características de rendimiento y retraso de las tramas más cortas. En efecto, ellas están excluidas.

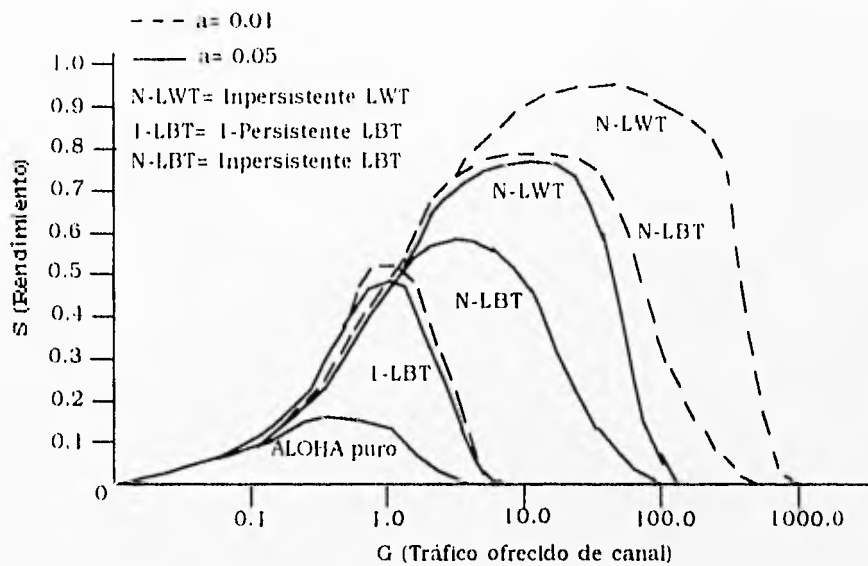


Figura 2.39 Rendimiento para varios protocolos de opinión.

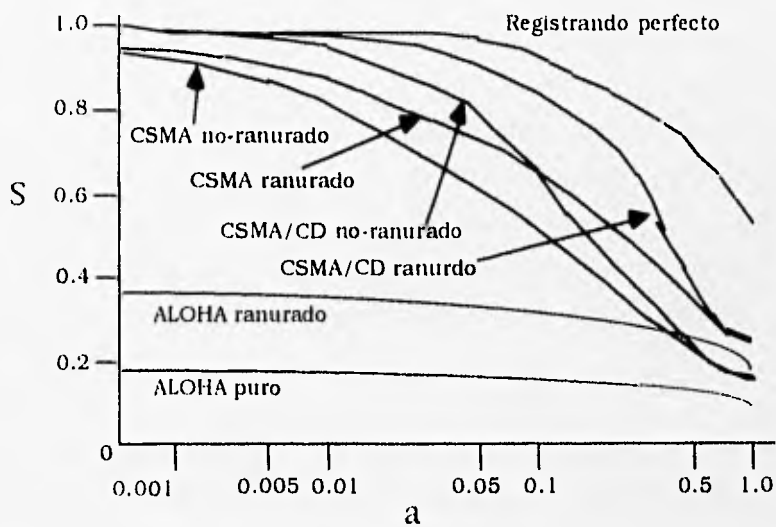


Figura 2.40 Utilización máxima de canal para varios protocolos de opinión.

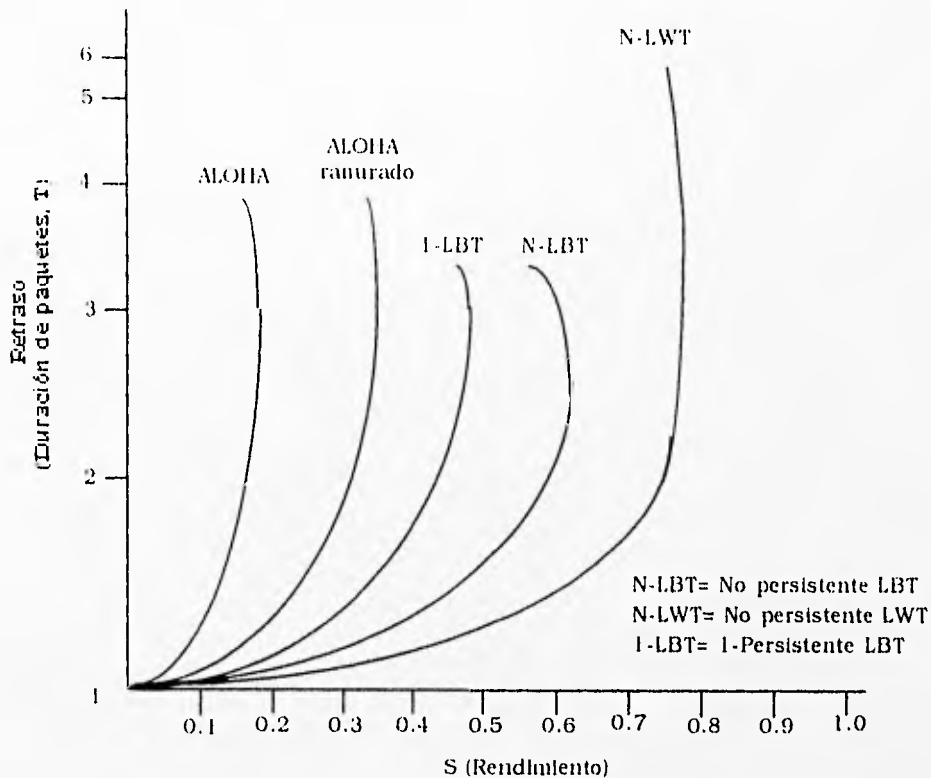


Figura 2.41 Retraso para varios protocolos de opinión.

Un punto final acerca de las derivaciones anteriormente mencionadas es: todo representa un modelo analítico del funcionamiento de redes locales. La gran validez puede ser conseguida completamente de la simulación, donde algunas de las suposiciones posiblemente sean sosegadas, y directamente medir su actual funcionamiento. En general, esos esfuerzos tienden a confirmar la validez de los modelos analíticos. A pesar de que no son enteramente precisos (exactos), estos modelos proveen una buena disposición (actitud) para la conducta de la red.

2.8.2.4 Funcionamiento Comparativo de Protocolos de Anillo. (Comparative Performance of Ring Protocols)

Es mucho más difícil hacer una comparación del funcionamiento de los tres protocolos mayores de anillo, que la comparación entre los protocolos de bus y token

ring. Los resultados dependen críticamente en un número de parámetros únicos para cada protocolo. Por ejemplo:

- Anillo de prueba (Token ring): tamaño de prueba, tiempo de procesamiento de prueba.
- Anillo ranurado (Slotted ring): tamaño de ranura, encabezamiento de bits por segundo.
- Inserción de registro (Register Inserttion): tamaño de registro.

De esta manera, es difícil hacer una comparación y a pesar de que ha habido estudios sobre cada una de estas técnicas (TROP81), (PENN79), pocos han intentado un par de comparaciones prudentes. Dada esta infortunada situación, esta sección solamente resumirá los estudios comparativos más significativos.

El trabajo más sistemático en esta área ha sido elaborada por dos diferentes grupos: Hammond and O'Really (HAMM86), y LIU y sus asociados (LIU78, LIU82). Nosotros hacemos un reporte sobre los resultados del pasado, esto con los últimos son virtualmente idénticos. El análisis compara anillos de prueba (token ring), anillo ranurado (slotted ring) con registros de inserción. Los siguientes parámetros son variados:

- Número de estaciones: 10,000.
- Valor de a : 1.0, 0.1.
- Porcentaje (tasa) de tamaño de encabezado para tamaños de datos para anillo ranurado (slotted ring): 1.0

La figura 2.42 resume los resultados. Ellos muestran que los registros de inserción son mejores para un número pequeños de estaciones o abajo de cargas bajas. El anillo de prueba (token ring) parece tener el mejor funcionamiento abajo de una variedad de condiciones. Nótese también que el registro de inserción parece capaz de transportar una carga mayor de 1.0, esto es porque el protocolo permite múltiples tramas para circular. Llevando a cabo el anillo ranurado (slotted ring) y

CSMA/CD (BUX81), BUX desarrollo un análisis comparativo entre anillos de prueba (token ring), anillo ranurado (slotted ring) y (BUX81).

Este análisis cuidadoso produjo algunas importantes conclusiones. Primero, que el funcionamiento retraso-rendimiento del anillo de prueba (token ring) contra CSMA/CD confirma nuestra anterior discusión. Esto es, el anillo de prueba sufre mayor retraso que CSMA/CD con carga ligera pero menos retraso y estable rendimiento con cargas pesadas. Además, el anillo de prueba tiene superiores características de retraso para el anillo ranurado. El más pobre funcionamiento del anillo ranurado parece tener dos causas: (1) el encabezamiento relativo en las ranuras pequeñas de un anillo ranurado es muy alto, y (2) el tiempo necesario para pasar ranuras (slots) vacías alrededor del anillo para garantizar ancho de banda limpio es significativo. BUX también reporta diversas características positivas de anillo ranurado: (1) el retraso supuesto (esperado) para un mensaje es proporcional a la longitud (i.e., paquetes más pequeños consiguen mejor servicio que unos largos), y (2) en conjunto el retraso promedio es independiente de la distribución de longitud de paquetes. BUX extiende su análisis incluyendo registros de inserción (BUX83), alcanzando resultados comparados a LIU's.

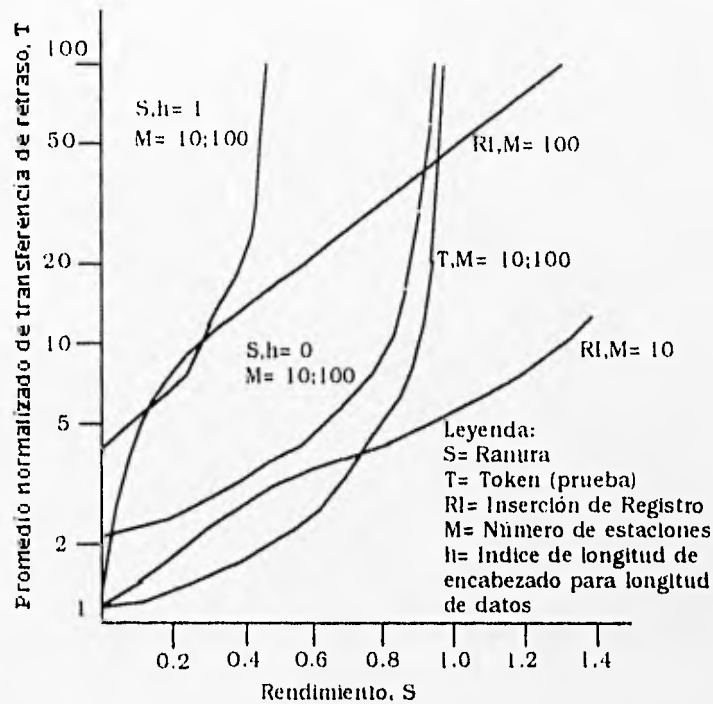
Otro estudio de anillo de prueba (token ring) contra anillo ranurado (slotted ring) se encuentra reportado en (CHEN82). Los resultados CHEN confirman los BUX; esto es, el retraso de anillo ranurado (slotted ring) excede al de anillo de prueba (token ring). Interesantemente, CHEN también mostró que el funcionamiento del anillo mejora como el número de ranuras incrementa con un menor o igual número de nodos.

Sin embargo, para redes de área local, las cuales típicamente tienen $a < 1$, una múltiple ranura de anillo se alcanza sólo teniendo muy pequeñas ranuras o retrasos artificiales. Con ranuras más pequeñas, el encabezamiento es proporcionalmente mayor.

Finalmente mencionaremos un estudio reportado en (YU81), el cual también concluye que la inserción de anillo tiene retrasos más pequeños que en el anillo de prueba. En este estudio, YU examina un anillo con un porcentaje de datos de 100 Mbps sobre una distancia de 5 Km. La distribución del tamaño de paquete fué asumido para ser bimodal, teniendo con la mitad un tamaño de 4 Kbytes y la otra

mitad con una longitud de 100 bytes. Así, el valor de "a", utilizando un promedio de tamaño de paquete, fué alrededor de 0.125.

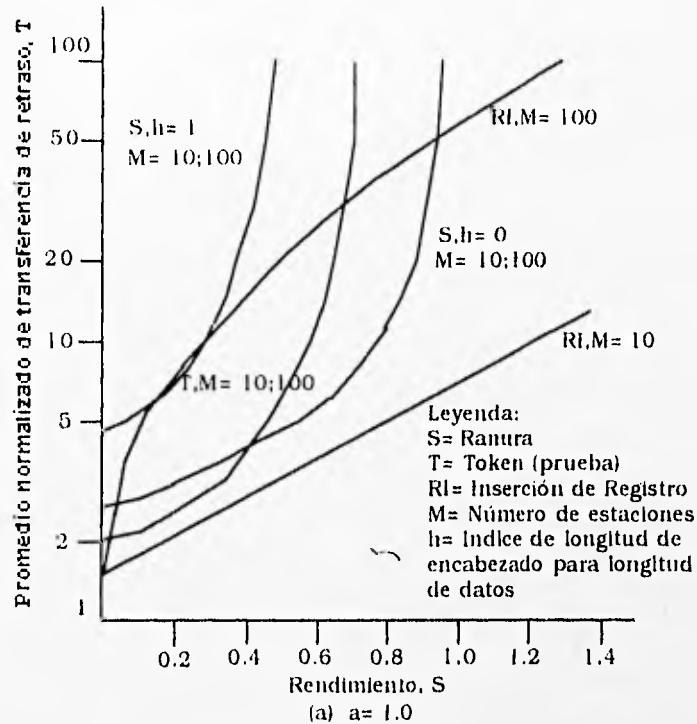
Es difícil mostrar conclusiones de los esfuerzos hechos hasta aquí. El anillo ranurado parece ser el mínimo deseable sobre un rango amplio de parámetros de valores, debido a el considerable encabezamiento asociado con cada paquete pequeño.



2.42(a) Retraso para varios protocolos de anillo (ring).

Por ejemplo, el anillo Cambridge (Cambridge ring), el cual es el anillo más ampliamente comercializado en Europa, utiliza una ranura de 37 bits con sólo 16 bits de datos. Los diseñadores del anillo Cambridge originalmente empezaron con registros de inserción pero rechazaron este por el anillo ranurado. La única razón parece haber sido de fiabilidad: una falla en desarrollo dentro de un cambio de registro puede transtornar el anillo entero (completo) (WILK79). Como entre el anillo de prueba (token ring) y el registro de inserción (register insertion), la evidencia sugiere que para al menos algunos parámetros fijos, el registro de inserción

da un retraso superior de funcionamiento. Interesantemente, hay muy pocos productos comerciales que manejen registros de inserción. Por otra parte, el anillo de prueba en Estados Unidos, con un estímulo de IEEE802 e IBM y el anillo ranurado en Europa parecen destinados a dominar el mercado.



2.42(b) Retraso para varios protocolos de anillo (ring).

La primera ventaja del registro de inserción es la potencialmente alta utilización que puede ejecutar (llevar a cabo). En contraste con el anillo ranurado, múltiples estaciones pueden ser transmitidas a un tiempo. Además, una estación puede transmitir tan pronto como un hueco habrá sobre el anillo; este no espera una prueba. Por otra parte, el tiempo de propagación alrededor del anillo no es constante, pero depende de la cantidad de tráfico.

Un punto final en la comparación del anillo de prueba y registro de inserción es el siguiente. Por abajo de cargas ligeras, los registros de inserción operan más eficientemente, resultando en ligeramente menor retraso. Sin embargo, ambos sistemas funcionan adecuadamente. Nuestro interés real está por debajo de la carga pesada. Una LAN típica tendrá $a < 1$, usualmente $a \ll 1$, de manera que una estación

transmitiendo sobre un anillo de prueba adjudicará (pondrá) una prueba (token) para el final de sus paquetes. Abajo de una carga pesada, una estación cercana estará disponible para usar la prueba (token). Esto es que, alrededor del 100% de la utilización es factible, y no hay una ventaja particular para el registro de inserción.

2.8.3 Funcionamiento de MAN.

Se ha considerado menos material sobre la publicación de funcionamiento de redes MAN, comparado con lo publicado con redes LAN. En esta sección, nosotros indagaremos sobre los principales aspectos del funcionamiento de los protocolos FDDI y DQDB.

2.8.3.1 Funcionamiento de FDDI.

Uno de los factores claves para el funcionamiento de FDDI es TTRT (Target Token Rotation Time) blanco de prueba de rotación de tiempo; este parámetro, negociado entre todas las estaciones participantes, define el tiempo esperado para sucesivas vistas de una prueba por una estación cuando el anillo está ocupado. Ya que este parámetro se fija por una acción de usuario, es importante entender sus efectos de funcionamiento. El estándar FDDI especifica un número de reglas para la selección de TTRT:

1. El tiempo de rotación de prueba puede ser tanto como dos veces el TTRT. Así, una estación con datos síncronos para transmitir posiblemente sufran un retraso arriba de $2XTTRT$. Por consiguiente, una estación requerirá una garantía de respuesta de tiempo que debe ser un valor de TTRT de un medio del tiempo de respuesta requerido.
2. Cada estación tiene un parámetro T_{Min} , el cual es el valor mínimo de TTRT que posiblemente sea requerido. T_{Min} posiblemente sea puesto por administración de estación dinámica ó pueda ser configurado como un valor preestablecido (default). El máximo valor preestablecido de T_{Min} es de 4ms. Esto es, si las estaciones

son configuradas con un valor preestablecido de T_Min, ese valor posiblemente no exceda los 4ms.

3. Cada estación tiene un parámetro T_Max, el cual es el valor máximo de TTRT que posiblemente sea solicitado. T_Max posiblemente sea puesto por una estación administradora dinámicamente ó pueda ser configurado como un valor preestablecido. El mínimo valor preestablecido de T_Min en modo básico es 165 ms, y el mínimo valor preestablecido en modos híbridos es 670 ms.

Dentro de estos contrastes, TTRT debería ser escogido para optimizar el funcionamiento. Nosotros ahora consideraremos algunos aspectos del efecto de TTRT sobre el funcionamiento.

Un modelo analítico simple para los efectos de TTRT ha sido reportado en (JAIN91). En lo que sigue, nosotros resumiremos la derivación de este modelo y los resultados claves.

Considerando un anillo FDDI con los siguientes parámetros:

- D= anillo latente; tiempo total de una prueba para circular el anillo en el absceso de tráfico de datos.
- N= número de estaciones sobre el anillo.
- T= valor negociado de TTRT.

Nosotros mostraremos que las siguientes ecuaciones se mantienen:

$$U = \frac{N \times (TTRT - D)}{(N \times TTRT) + D} \quad 2.17$$

$$\text{Máximo acceso de retraso} = (N - 1) \times TTRT + 2D \quad 2.18$$

Permitanos primero demostrar que esta relación se mantiene para un anillo de tres estaciones. La figura 2.43 muestra el anillo e ilustra una secuencia de eventos. El tiempo se desplaza de manera continua hacia abajo como se puede observar en la figura.

La prueba se muestra como una línea horizontal gruesa, y una transmisión de trama es indicada por una línea gruesa a lo largo del eje del tiempo. Nosotros asumimos que, inicialmente las tres estaciones están inútiles (desocupadas) en (T+D), cuando las tres estaciones súbitamente tienen un número largo de tramas asíncronas para enviar. La secuencia de eventos es la siguiente:

1. $t=0$. La estación S_1 observa la prueba y resetea (reinicializa) su propio tiempo de rotación de prueba (TRT. Token Rotation Time). Desde que la estación no tiene datos para enviar, este no captura la prueba, la cual procede alrededor del anillo.
2. $t=t_{12}$. La estación S_2 reinicializa su propio TRT y permite a la prueba pasar.
3. $t=t_{13}$. La estación S_3 reinicializa su propio TRT y permite pasar la prueba.
4. $t=D$. La estación S_1 captura la prueba. El valor propio de TRT es D, así esto puede mantener la prueba y transmitir datos para un tiempo $T - TRT = T - D$.
5. $t=T$. La prueba mantiene el temporizador (THT) expirado en S_1 y esto extiende una prueba.
6. $t=T+t_{12}$. La estación S_2 observa la prueba. El tiempo transcurrido desde su última observación es T, así es incapaz para transmitir algunas tramas asíncronas. A la prueba se le permitió pasar.
7. $t=T+t_{13}$. La estación S_3 también debería permitir a la prueba pasar.
8. $t=T+D$. La estación S_1 también debería permitir a la prueba pasar.

9. $t=T+D+t_1+2$. La estación S₁ captura la prueba. El valor propio de T_{RTT} es D. de esta manera podrá mantener la prueba y transmitir datos para un tiempo $T-T_{RTT}=T-D$.

10. $t=T+D+t_1+2+(T-D)=2T+t_1+2$. La prueba mantiene al temporizador (T_{HTT}) expirado en S₁ y este extiende una prueba.

El resto de los pasos son seguidos fácilmente. La ilustración finaliza en $t=3T+D$. Nosotros podemos ver que el sistema va directo a un ciclo en el cual cada estación puede transmitir para un tiempo total de $T-D$, el tiempo total transcurrido es $3T+D$.

Tan largo como cada estación tenga tramas asíncronas ilimitadas, el ciclo se repetirá. Durante cada ciclo, cada estación espera por un intervalo de $2T-2D$ después de la liberación de la prueba. Este intervalo es el máximo retraso de acceso; el cual será menor con cargas bajas. De esta manera, para un anillo con tres estaciones activas, la eficiencia y el máximo retraso de acceso por abajo de cargas pesadas es:

$$U = \frac{3 \times (T - D)}{(3 \times T) + D}$$

$$\text{Retraso de acceso máximo} = (3 - 1) \times T + 2D.$$

El análisis de arriba puede ser generalizado para N estaciones. Las ecuaciones 2.42 y 2.43 pueden ser usados para computar la utilización y el retraso de acceso máximo para algunas configuraciones de anillo FDDI. Por ejemplo, considere un anillo con 16 estaciones y una longitud total de fibra óptica de 20 Km. Un recorrido ligero a lo largo de la fibra con una máxima velocidad de 5.085 us/km, y su retraso típico repetido es de 1us. El anillo de estado latente por consiguiente puede ser calculado como sigue:

$$D = (20 \times 5.085) + (16 \times 1) = 0.12 \text{ ms.}$$

Asumiendo un T_{RTT} de 5ms, y las 16 estaciones activas, tenemos:

$$U = \frac{16 \times (5 - 0.12)}{(16 \times 5) + 0.12} = 0.975$$

Retraso de acceso máximo = $(16 - 1) \times 5 + 2 \times 0.12 = 75.24 \text{ms}$.

La figura 2.44 muestra el efecto de TTRT sobre la utilización. Tres configuraciones son consideradas:

1. **Típica:** Consiste de 29 estaciones solitarias-ligadas (SAS's, Single-Attachment Stations) sobre un anillo de cuatro kilómetros. Esto debería ser suficiente para interconectar a un número de LAN's y computadoras dentro de una solitaria construcción de oficinas. El anillo latente para esta configuración está alrededor de 0.04ms.

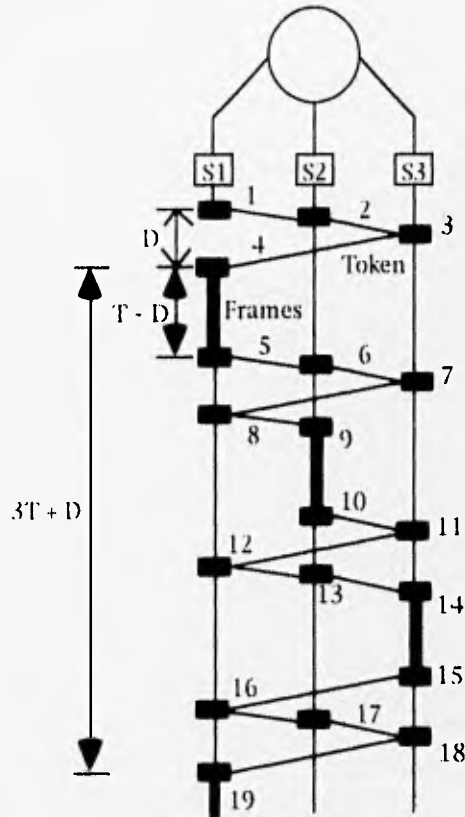


Figura 2.43 Secuencia de eventos para 3 estaciones en una red FDDI.

2. **Grande:** Consiste de 100 SAS's sobre un anillo de 100km. El anillo latente para esta configuración esta alrededor de 0.6ms.
3. **Máximo:** Consiste de 500 dobles-ligadas, estaciones doble-MAC (una entidad MAC dentro de cada dirección) sobre un anillo de 200km. El anillo latente para esta configuración esta alrededor de 2ms.

La figura muestra que la eficiencia es baja en valores cerrados para anillo latente e incrementa como incrementa TTRT. Esto es intuitivamente razonable: si TTRT es muy pequeño sobre muchas pruebas circulantes, muchas de las estaciones deberán permitir el paso de la prueba. Nótese también que más allá de un punto seguro de incremento dentro de TTRT traerá muy pocos incrementos en la utilización. Por supuesto, como debería ser esperado, como la utilización del anillo incrementa, ahí incrementarán las congestiones y retrasos de cola de espera de estaciones para transmitir. Este efecto es mostrado en la figura 2.45. De esta manera, hay un comercio fuera en colocación de TTRT entre utilización eficiente del anillo y retraso minimizado para estaciones activas.

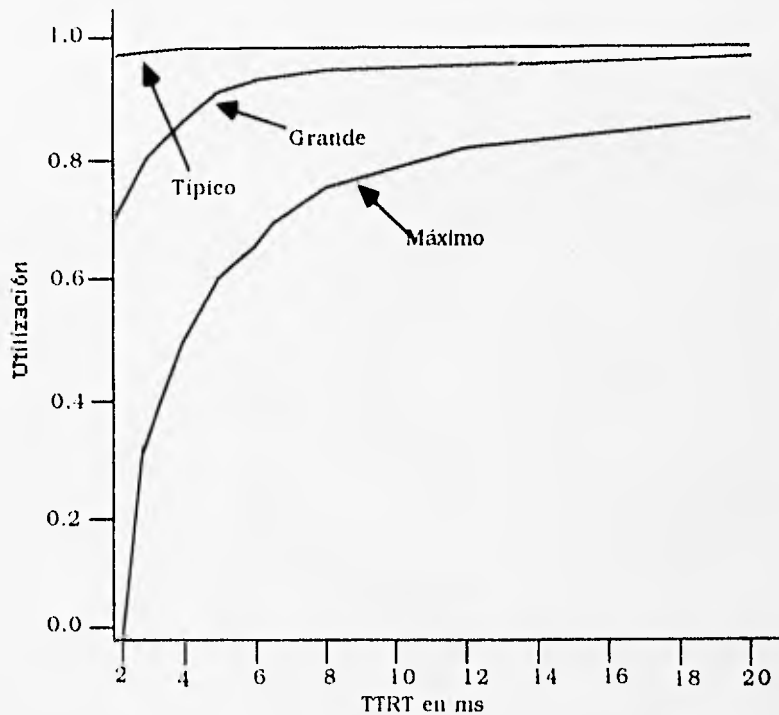


Figura 2.44 La utilización de FDDI como una función de TTRT.

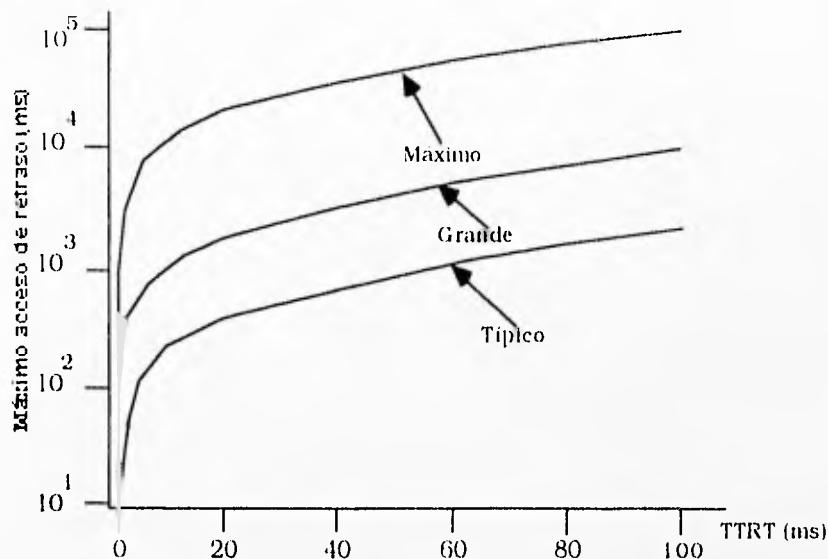


Figura 2.45 El acceso de retraso como una función de TTRT.

2.8.3.2 Funcionamiento de DQDB (Distributed Queue Dual Bus).

Así como en FDDI, DQDB¹ tiene un parámetro clave llamado "user-settable" el cual tiene un significativo efecto sobre el funcionamiento de: los módulos balanceados de ancho de banda (BWB_MOD)²; recordando que un nodo, sin balanceo de ancho de banda, posiblemente utilice una ranura vacía QA³ si ha ésta se le ha fijado una reservación, y no existen más reservaciones hacia abajo en la línea delante de esta. Con balanceo de ancho de banda, después de cualquier segmento BWB_MOD QA transmitido, algún nodo deberá permitir el paso de una ranura extra libre QA, ya que BWB_MOD es el módulo balanceado de ancho de banda.

Para tener un sentido del efecto de BWB_MOD sobre el funcionamiento de DQDB, permitamos tomar en cuenta las siguientes condiciones, las cuales producen el máximo redmineto de la subred:

- Ninguna estación tiene algún tráfico PA⁴.

¹ DQDB (Distributed Queue Dual Bus) ver definición en el anexo A.

² BWB_MOD (Bandwidth Balancing Modulus) Módulos balanceados de ancho de banda, ver definición en el anexo A.

³ QA (Queued Arbitrated) Cola de espera arbitraria. Ver anexo A.

⁴ PA (Prearbitrated Slots) Ranuras prearbitradas. Ver anexo A.

- Cualquier estación tiene listro tráfico QA para transmitirse en todo tiempo.
- Todos los segmentos QA tienen la misma prioridad.
- Todos los nodos tienen el mismo valor para BWB-MOD.

Definimos:

γ = rendimiento de cualquier nodo.

N = número de nodos.

β = valor de BWB-MOD.

Recordando que el rendimiento máximo de un nodo esta limitado por $\beta/(1 + \beta)$. Nosotros podemos expresar el rendimiento de un nodo como la cantidad de capacidad no utilizada por los otros nodos, sometido a la limitación. Por consiguiente:

$$\gamma = \frac{\beta}{1 + \beta} \times [1 - (N - 1) \times \gamma]$$

Resolviendo para γ :

$$\gamma = \frac{1}{N + (1/\beta)}$$

De esta manera el rendimiento total normalizado, o utilización, para un bus con N estaciones es:

$$U = \frac{N}{N + (1/\beta)}$$

La figura 2.46 gráfica la utilización como una función del número de estaciones para varios valores de BWB_MOD. El más pequeño el valor de BWB_MOD, el más grande el número de ranuras que cada estación permitirá pasar no-utilizada. En consecuencia, el valor más pequeño de BWN-MOD, es el más bajo de la utilización.

Por otra parte, incrementando el número de estaciones incrementará la utilización, desde que existe un incremento oportuno para pasar ranuras para ser usadas hacia abajo.

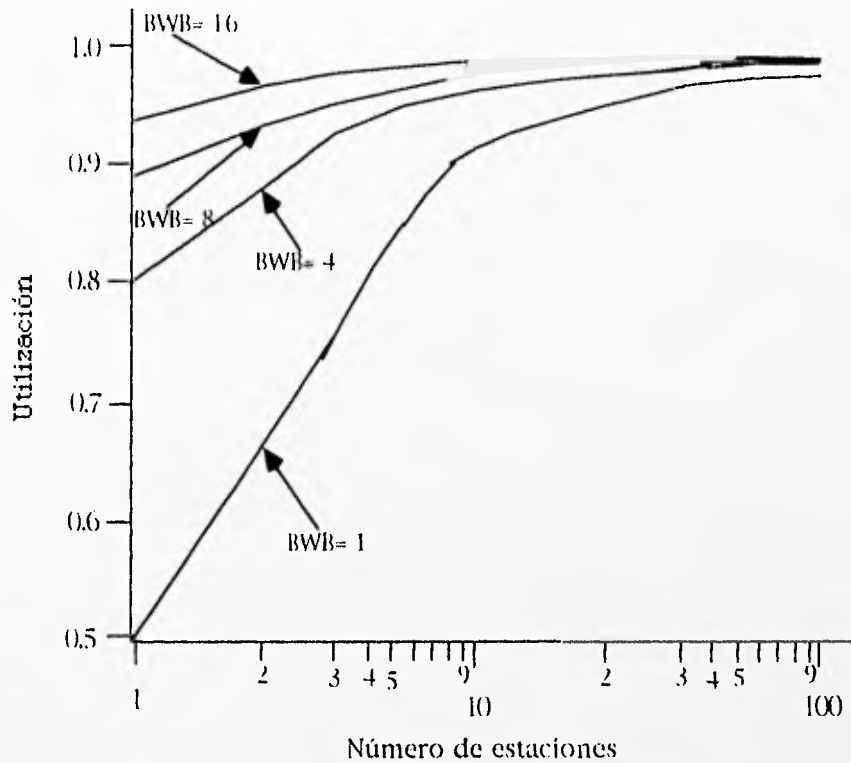


Figura 2.46 Efecto del ancho de banda en la utilización DQDB.

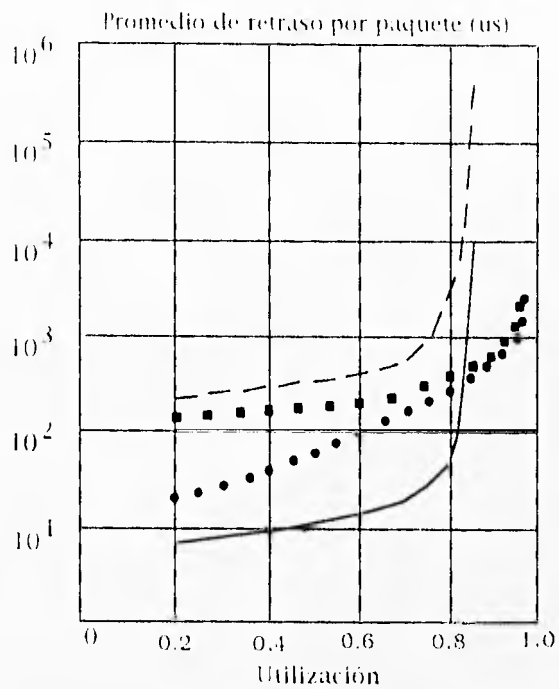
2.8.3.3 Funcionamiento comparativo de FDDI y DQDB.

Hasta ahora, un pequeño trabajo ha sido reportado sobre el funcionamiento de FDDI y DQDB. Como las figuras de esta sección sugieren, ambos esquemas son capaces de llevar a cabo muy altos niveles de utilización. Esto es importante porque la más alta velocidad y larga extensión de estas redes haciendo la eficiente utilización difícil de alcanzar. Uno de los pocos análisis que ha sido publicados se encuentra en (DRAV91). Similar pero menos detallados resultados fueron reportados en (NEWM88) y (RODR90).

La figura 2.47 muestra los resultados reportados en (DRAV91). Las figuras asumen una aplicación mixta interactiva de medio ambiente y abulta archivos con aplicaciones de transferencia, con todas las estaciones uniformemente cargadas con un 20% de la carga desde el archivo de transferencia de aplicación. Una distinción (diferencia) es hecha entre paquetes pequeños generados por aplicaciones interactivas, y paquetes largos generados por transferencia de archivos.

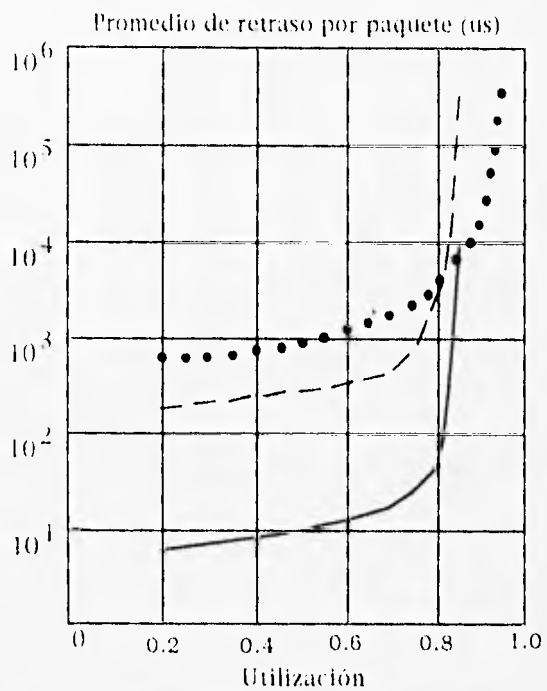
En el caso de FDDI, un paquete pequeño es transferido en una trama corta, un paquete largo es transferido en uno ó muy pocas tramas largas. En el caso de DQDB, un paquete corto es transportado en una ranura solitaria QA; un paquete largo requiere un número de ranuras QA. La figura produce diversos resultados interesantes:

- DQDB provee mucho menor retraso para paquetes cortos para ambos tamaños de red. Esto es porque, con múltiples segmentos QA, un nodo debería esperar hasta que un segmento es transmitido después reservando para el siguiente segmento, y luego deberían esperar por una ranura libre después todas interviniendo hacia abajo reservaciones han sido satisfechas.
- La Utilización arriba esta alrededor de 80% porque largos retrasos de cola de espera para todo el tráfico DQDB, mientras una pequeña red de FDDI puede mantener la más alta utilización.
- DQDB aparece para ser mejor sucesión para interactivar tráfico, mientras FDDI es mejor sucesión para tráfico abultado.



- Retraso corto de paquete DQDS
- - - Retraso largo de paquete DQDS
- Retraso corto de paquete FDDI
- ■ ■ Retraso largo de paquete FDDI

(a) Una milla a lo largo de la red



- Retraso corto de paquete DQDS
- - - Retraso largo de paquete DQDS
- Retraso corto y largo de paquete FDDI

(b) 100 Millas a lo largo de la red

Figura 2.47 Retraso para FDDI y DQDB.

2.8.4 Funcionamiento terminal a terminal.

Hasta aquí, nos hemos preocupado en el funcionamiento del rendimiento y retraso para transmisión de paquetes sobre una LAN ó MAN. Algunas ideas útiles han sido ganadas y técnicas desarrolladas estimando en el funcionamiento. Esto no es asunto de los usuarios de redes locales. El usuario se preocupado en el funcionamiento de terminal a terminal. Ejemplos:

- Dos servidores regularmente intercambian archivos largos. ¿Cuál es el porcentaje de rendimiento terminal a terminal durante la transferencia de archivos?.
- Un usuario en una terminal esta preguntando a una base de datos sobre un servidor. ¿Cuál es el retraso desde el fin de la pregunta enteramente para el comienzo de la respuesta?.

Considerando los pasos involucrados en el envío de datos desde un servidor a otro. En términos generales, nosotros tenemos:

1. El proceso dentro del servidor fuente inicia la transferencia.
2. El sistema servidor software transfiere datos a NIU.
3. La fuente NIU transfiere datos a un NIU destino.
4. El destino NIU transfiere datos a un servidor destino.
5. El sistema servidor software acepta datos, notificando procesos de destinación.
6. Procesos de destinación aceptando datos.

Cada uno de estos pasos envuelve algunos procesos y el uso de un recurso potencialmente dividido por otros. Lo que nosotros hemos discutido hasta aquí, y el centro de virtualmente todos los estudios de funcionamiento de las redes locales es el paso 3.

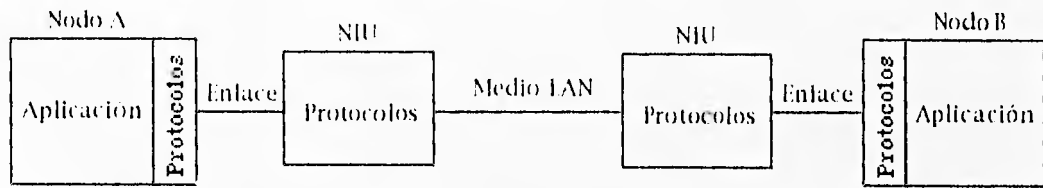
Consiguiendo un manejo sobre el funcionamiento de terminal a terminal, el análisis debería ser un modelo del NIU, el enlace servidor-NIU, y el servidor, es tan bueno como el enlace NIU-NIU. Esto requiere el desarrollo del funcionamiento de modelos de sistemas de computo. Aunque estas técnicas han sido alrededor por un tiempo, uno de los pocos intentos para aplicar estos principios sistemáticamente para funcionamiento de redes locales ha sido encargado por un grupo en CONTEL sistemas de información (LISS81, MAGL80, MAGL81, MAGL82, MITC81, MITC86). Nosotros resumiremos sus beneficios en esta sección.

La discusión será con referencia a la figura 2.48. Como mencionamos, el retraso total, digamos, desde el tiempo en que el mensaje es generado en nodo A por algunas aplicaciones hasta que esto enriquezca el nodo B, es solo la suma de los retrasos encontrados en cada paso. Cada paso puede ser modelado usando teoría de cola de espera. Una situación de cola de espera surge cuando un "cliente" arriva con una facilidad de servicio y, encontrando esto ocupado, es forzado a esperar. El retraso incurido por un cliente es solo el tiempo perdido esperando en la cola de espera arriba del tiempo de servicio. El retraso depende sobre el patrón de tráfico de arriros y las características del servidor. La tabla 2.4 resume algunos simples resultados. Los resultados para casos más complejos posiblemente sean encontrados en (MART72).

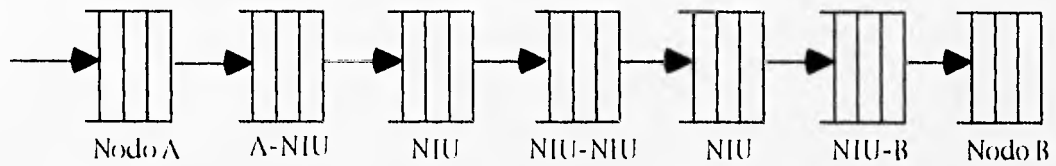
El sistema presentado en la figura 2.48 consiste de una colocación de un sistema de cola de espera de un servidor-solitario en tándem, esto es, la salida de un cola de espera es la entrada de la siguiente. En el caso general, es una tarea compleja para caracterizar la conducta de este sistema, y la forma-cerrada de solución analítica no existe. De cualquier manera, hay un teorema (Jackson's theorem) que abajo de condiciones ciertas cada nodo en la red de cola de espera puede ser tratado de manera independiente. Así el retraso en cada cola de espera puede ser calculada separadamente y resumida para dar una figura global. Las suposiciones (JACK63):

- Arriva trabajo desde el exterior del sistema con una distribución de Poisson.
- Tiempo de servicios exponencial en cada nodo esta con con una primera-venida, una política de primer-servicio.

- Cola de espera no saturada: la cola de espera es suficientemente larga para mantener el máximo número de clientes esperando.



(a) Componentes hilos-individuales.



(b) Modelo de la cola de espera.

Figura 2.48 Modelo de funcionamiento de una red local terminal-terminal.

Hay algunas evidencias de que algunas de las redes de este tipo que nosotros estamos discutiendo, posiblemente violen estas suposiciones, están cerradamente aproximándose por descomposición de acercamientos (MAL81). Por consiguiente la suposición de servicio exponencial de tiempo usualmente resulta en límites superiores para retrasos; de esta manera el análisis proporcionará estimaciones conservadoras. Resolviendo para un retraso total esto es computacionalmente simple. Empezando con la primera cola de espera y dando una tasa (porcentaje) de arribo f el retraso en este paso es determinado. Tan largo como $p = \lambda S \leq 1$, la cola de espera es estable y el porcentaje de salida es igual al porcentaje de entrada. Esto ahora viene la entrada a el segundo escenario, y así sucesivamente. Para un sistema estable nosotros necesitamos tener:

$$\lambda \leq \frac{1}{\text{Max}[S_i]}$$

Parámetros.	
w=	Número promedio de partidas esperando por servicio (no incluyendo partidas estando en servicio)
q=	Número promedio de partidas en el sistema (esperando y estando en servicio)
t_w=	Tiempo promedio de partidas enviadas esperando por servicio.
t_q=	Tiempo promedio de partidas enviadas en el sistema esperando y estando en servicio.
p=	Utilización: fracción de tiempo que un servidor esta ocupada.
S=	Tiempo de servicio promedio por una partida.
	$w = \frac{\rho^2}{1-\rho}$
	$q = \frac{\rho}{1-\rho}$
	$t_w = \frac{\rho S}{1-\rho}$
	$t_q = \frac{S}{1-\rho}$
	$\rho = \lambda S$

Tabla 2.4 Cola de espera aislada.

Esto representa el máximo rendimiento alcanzado. Tan largo como esta condición es satisfecha, el retraso total para un mensaje sobre N estaciones es simplemente:

$$D = \sum D_i$$

Ahora, permitamos empezar con el primer escenario, el nodo A. El nodo A deberá desarrollar un número de tareas relacionadas con el paso de un mensaje, incluyendo procesos de aplicación y procesamientos para varias leyes de protocolos. Estas tareas posiblemente tengan varias prioridades con interrupciones preestablecidas permitidas. Para cada clase de tarea, la ecuación de cola de espera es:

$$t_{qj} = \frac{1}{1 - \sum p_i} \left(\frac{\sum p_i S_i}{1 - \sum p_i} + S_j \right)$$

Donde $p_i = \lambda_i S_i$.

Para resolver esta ecuación, nosotros necesitamos valores para λ_i y S_i . El valor de λ_1 depende sobre el porcentaje con lo cual los mensajes son generados; Esto se verá claro en el ejemplo siguiente. El valor de S_j se puede aproximar por estimación de la longitud de patrones de ejecución de cada rutina de servicio y dividiendo para la instrucción efectiva por segundo porcentaje del procesador. Desde otras actividades, tales como disk I/O, probablemente sea manejado por el procesador, su índice instrucción de ejecución inexperta necesita ser modificada por algunos factores de encabezamiento.

El siguiente retraso encontrado es el enlace de comunicaciones entre el nodo A y sus NIU. Este retraso dependerá sobre la naturaleza de la interfase. Como un ejemplo, considere una línea half-duplex con una interfase dada de índice de transferencia. Aquí hay dos clases de arribo para un servidor solitario: tráfico nodo-a-NIU y NIU-a-nodo. Depende el $\lambda_i (i=1,2)$ sobre el índice en el cual los mensajes arriban para transmisión a través del enlace. El tiempo de servicio en cada dirección (S_1, S_2) es tan solo el promedio de la longitud del mensaje dividido por el índice de datos. Es fácil ver que, no asumiendo prioridades:

$$p = \lambda_1 S_1 + \lambda_2 S_2$$

$$S = p / (\lambda_1 + \lambda_2)$$

donde S es el promedio global de tiempo de servicio. Luego:

$$t_{qj} = t_w + S_j$$

$$= [(pS / (1-p)) + S_j] \quad j = 1, 2$$

La NIU es la siguiente fuente de retraso y probablemente sea modelada del mismo modo que el nodo A. La siguiente es la red local por si misma. El retraso en este estado depende de la topología (anillo, bus o árbol) y del medio de protocolo de acceso. La sección 2.8.2 y 2.8.3 son fieles para desarrollar resultados en esta área. El resto de los pasos son simétricos con esos por supuesto discutidos y no necesitan ser descritos. Dos refinamientos para el modelo de arriba: primero, una NUI frecuentemente tiene múltiples puertos. Por lo tanto el índice de arribo de trabajo en una NIU consiste de los índices de múltiples servidores. Esto debería ser tomado

en cuenta. Segundo, el enlace nodo-NUI probablemente sea multiplexado para que los arriivos sean desde múltiples nodos remotos.

Como un ejemplo, consideraremos un análisis reportado en [MITC81]. En este ejemplo, el nodo A es un servidor y el nodo B es una estación inteligente. Dentro del nodo A, hay algunas aplicaciones programadas intercambiando mensajes con la estación de trabajo. Existen cinco clases principales de actividades asociadas con la aplicación. Asumimos que esas son servidas por el servidor sobre un derecho preferente de resumen de bases. Las actividades, en orden descendiente de prioridad son:

1. **Enlace-entrada:** funciones de nivel de enlace para mensajes dentro del límite desde la NUI.
2. **Enlace-salida:** funciones de nivel de enlace para mensajes fuera del límite a la NUI.
3. **Protocolos-entrada:** más alto-nivel de funciones de protocolo para mensajes dentro del límite.
4. **Protocolos-salida:** más alto-nivel de funciones de protocolo para mensajes fuera del límite.
5. **Aplicación:** aplicación de procesos.

La interfase servidor/NUI es asumida para tener un efectivo índice de transferencia de 800 kbps, en donde la interfase (estación de trabajo)/NUI es de 9.6 kbps. Este debería ser el caso para un servidor NUI integrador y una terminal NUI stand-alone.

La NUI es asumida para implementar arriba directamente la capa de transporte con las siguientes prioridades:

1. Red enlace-entrada.
2. Nodo enlace-entrada.

Parametros de trafico.
 Indice de arribo: 0.017 por segundo
 Carga agregada: 100,000 bps

Parametros CSMA/CD.
 Propagación: 30 us
 Intervalo de retransmision: 5

Longitud de MSG (mensaje).
 Entrada: 800 caracteres
 Salida: 12,000 caracteres

W/F Indice de transferencia.
 Servidor: 800,000 bps
 Estación de trabajo: 9600 bps

Protocolo parametros de patron-longitud.
 Protocolos de nodo.
 Emisor: 12,000 instrucciones
 Receptor: 12,000 instrucciones
 Nodo de acceso capa de enlace.
 Emisor: 75 instrucciones
 Receptor: 75 instrucciones
 Red de acceso capa de enlace.
 Emisor: 75 instrucciones
 Receptor: 75 instrucciones
 TCP/IP: 12,000

Nivel de multiprograma: 32
 Capacidades del procesador.
 Servidor: 1.100 MIPS
 BIU: 0.615 MIPS
 Estación de trabajo: 0.115 MIPS

Programa de aplicación al servidor de patron de longitud: 50,000 instrucciones

Utilización de cable: 0.0565

Trafico total normalizado, incluyendo retransmisiones: 0.06

Categorías de retraso.

Rendimiento	Respuesta	Servidor	H/F	W/F	HBIU	WBIU	W/S	Cable
0.50	2.0066	0.04	0.01	0.84	0.01	0.02	0.02	0.05
1.00	2.0252	0.04	0.01	0.84	0.01	0.02	0.02	0.05
1.50	2.0444	0.04	0.01	0.84	0.01	0.02	0.02	0.05
2.00	2.0645	0.04	0.01	0.84	0.01	0.02	0.02	0.05
2.50	2.0853	0.04	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
3.00	2.1071	0.04	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
3.50	2.1298	0.04	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
4.00	2.1536	0.04	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
4.50	2.1785	0.05	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
5.00	2.2047	0.05	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
5.50	2.2324	0.05	0.01	0.83	0.02	0.02	0.02	0.05
6.00	2.2616	0.05	0.01	0.82	0.03	0.02	0.02	0.05
6.50	2.2927	0.05	0.01	0.82	0.03	0.02	0.02	0.05
7.00	2.3259	0.05	0.01	0.82	0.03	0.02	0.02	0.05
7.50	2.3615	0.06	0.01	0.82	0.03	0.01	0.02	0.05
8.00	2.4001	0.06	0.01	0.81	0.03	0.01	0.03	0.05
8.50	2.4424	0.06	0.01	0.81	0.03	0.01	0.03	0.05
9.00	2.4892	0.06	0.01	0.80	0.04	0.01	0.03	0.05
9.50	2.5423	0.07	0.01	0.79	0.04	0.01	0.03	0.05
10.00	2.6041	0.07	0.01	0.78	0.05	0.01	0.03	0.05

Tabla 2.4 Retraso terminal-terminal, red CSMA/CD.

3. Red enlace-salida.
4. Nodo enlace-salida.
5. Más alta-capa de protocolos.

Finalmente, un impersistente sistema de bus CSMA/CD operando con 1.544 Mbps es asumido.

Los resultados son resumidos en la tabla 2.4, la cual muestra que, dentro de un rango moderado de utilización del bus, sólo contribuye con el 5% del retraso. La implicación, confirmado por otros estudios elaborados antes, es que el efecto de la topología y el control de acceso al medio sobre el retraso global es insignificante (despreciable) hasta que el medio se aproxime a la saturación. En la sección 9.2 nosotros dejamos fuera de línea un rápido y simple significado de la estimación del punto de saturación. Este es claramente deseable para operar abajo de este punto y en donde el tiempo de operación abajo de este punto, sólo una severa aproximación del retraso debido a el medio será suficiente.

No obstante, nosotros hemos dedicado espacio considerable para indagar en el funcionamiento de varias aproximaciones topología/MAC. Esto es también porque los puntos de saturación para diferentes aproximaciones son diferentes. Pero es necesario hacer notar que más allá de la determinación del punto de saturación, el centro de la actividad deberá ser el extenso retraso emitido terminal-a-terminal.

CAPITULO 3.

"NORMALIZACION EN REDES DE DATOS"

3. NORMALIZACION EN REDES DE DATOS.

3.1 Introduccion.

En los primeros tiempos en que apareció el concepto de redes, cada compañía fabricante de ordenadores tenía sus propios protocolos; IBM por ejemplo, tenía más de una docena, esto daba como resultado que aquellos usuarios que adquirirían ordenadores de diferentes compañías, no podían conectarlos y establecer una sola red con ellos. El caos generado por esta incompatibilidad dio lugar a la exigencia de los usuarios para que se estableciera una normalización al respecto.

Esta normalización no solamente iba a facilitar la comunicación entre ordenadores construidos por diferentes compañías, sino también traería como beneficio, el incremento en el mercado para los productos que se plegarían a dicha norma, que conduciría a una producción masiva, una economía de escala por incremento de la producción, nuevos desarrollos aprovechando las técnicas de VLSI, así como otro tipo de beneficios cuya tendencia sería disminuir su precio y alentar su posterior adaptación.

Las normas se dividen en dos categorías que pueden definirse como: de facto y de jure. Las normas de facto (derivado del latín que significa de "hecho"), son aquellas que se han establecido sin ningún planteamiento formal. Las normas IBM-PC y sus sucesoras son normas de facto para ordenadores pequeños de oficina, porque docenas de fabricantes decidieron copiar fielmente las máquinas que IBM sacó al mercado. Similarmente UNIX es la norma de facto para los sistemas operativos de los departamentos de ciencias de la computación en las universidades.

En contraste las de jure (derivado del latín que significa por ley) son normas formales, legales, adoptadas por un organismo que se encarga de su normalización. Las autoridades internacionales encargadas de la normalización se dividen por lo general en dos clases: la establecida por convenios entre gobiernos nacionales, y la establecida sin un tratado, entre organizaciones voluntariamente. En el área de normas de redes de ordenadores, existen dos organizaciones principales, de cada uno de los dos tipos. Las dos organizaciones son importantes y a continuación se mostrarán sus características particulares.

3.2 ¿Quién es quién en el mundo de las telecomunicaciones?.

El estatus legal de las compañías telefónicas en el mundo varía considerablemente de un país a otro. En un extremo se encuentra Estados Unidos, que tiene alrededor de 1.600 compañías telefónicas privadas diferentes. De estas AT&T que era la compañía más grande del mundo, por lo menos hasta antes que se dividiera estructuralmente en 1984, mantenía un dominio completo de la escena.

Esta compañía proporcionaba servicio telefónico a cerca del 80% de los teléfonos instalados en la unión americana, distribuidos en la mitad de su área geográfica; y las demás compañías daban un servicio combinado a los clientes restantes (rurales la mayor parte de ellos). Después de la división la compañía AT&T continúa ofreciendo servicio de larga distancia, proporcionando un servicio local con las siete compañías regionales operadoras Bell.

A las compañías de Estados Unidos que ofrecen servicios de comunicación al público se les conoce como proveedores de servicios portadores. Los servicios y precios que ofrecen están descritos en un documento llamado tarifa, el cual tiene la aprobación de la Comisión Federal de Comunicaciones para el tráfico interestatal e internacional, y por las Comisiones de Servicios Públicos para el tráfico interestatal.

En los últimos años se han creado nuevas compañías de telecomunicaciones que brindan servicio de comunicación de datos especializados, que por lo general compiten con las compañías telefónicas. Algunas de estas compañías ofrecen servicios de larga distancia con un rendimiento muy alto, por ejemplo; mediante el empleo de satélites, en tanto que otras ofrecen tiempo compartido, redes u otros servicios usando facilidades de comunicación que ellas mismas rentan a otros proveedores de servicios portadores comunes. En el otro extremo, se consideran los países en los que el gobierno nacional tiene un monopolio completo de todas las comunicaciones, incluyendo el correo, telégrafo, teléfono y frecuentemente la radio y televisión. La mayoría de los países del mundo caen dentro de esta última categoría.

En algunos casos, la máxima autoridad en las telecomunicaciones resulta ser una compañía nacionalizada, en tanto que en otros es sólo una rama derivada de la estructura gubernamental.

Con todos estos distintos proveedores de servicios, es clara la necesidad que dicho servicio sea compatible a una escala mundial, para asegurar que la gente (y los ordenadores), en un determinado país, pueda llamar a sus corresponsales en otro país.

3.2.1 CCITT (Actualmente UIT-T).

Con todos estos distintos proveedores de servicios, es clara la necesidad que dicho servicio sea compatible a una escala mundial, para asegurar que la gente (y los ordenadores), en un determinado país, pueda llamar a sus corresponsales en otro país. Esta coordinación la ofrece una una agencia de las Naciones Unidas llamada ITU (Unión Internacional de Telecomunicaciones). La ITU tiene dos órganos principales, dos de ellos se ocupan sobre todo de la difusión internacional de radio y el otro está fundamentalmente relacionado con sistemas telefónicos y de comunicación de datos.

A este último se le conoce como CCITT (Comité Consultivo Internacional Telegráfico y Telefónico, de sus siglas en francés). El CCITT tiene cinco clases de miembros que son:

- ◊ Miembro A, que son las PTT (Administración de correo, telegráfo y teléfono) nacionales.
- ◊ Miembro B, que son los reconocidos como administraciones privadas (por ejemplo AT&T).
- ◊ Miembro C, que son las organizaciones científicas e industriales.
- ◊ Miembro D, que corresponden a otras organizaciones internacionales.
- ◊ Miembro E, que corresponde a aquellas organizaciones cuya misión fundamental está en otro campo, pero que están interesadas en el trabajo del CCITT.

De esta clasificación, solamente los miembros tipo A tienen derecho a voto. Los Estados Unidos han establecido varios grupos de estudio con el CCITT que son:

- * Grupo 1, direcciona los aspectos regulares de comunicaciones internacionales, incluyendo operaciones telegráficas, servicio de telex, tarificación, redes públicas y la mayoría de los aspectos de telefonía.
- * Grupo 2, concentra sus esfuerzos en transmisiones telegráficas, especificaciones de equipo y señalización telegráfica.
- * Grupo 3, estudian operaciones telefónicas internacionales.
- * Grupo 4, Direcciona problemas relacionados a servicios de transmisión de datos internacionales y redes de datos internacionales.

La tarea del CCITT consiste en promover las recomendaciones técnicas sobre aspectos telefónicos, telegráficos e interfaces de comunicaciones de datos. Esta labor a producido normas que tienen un reconocimiento internacional.

3.2.2 ISO.

Las reglas internacionales son producidas por la ISO (Organización Internacional de Normalización), que es una organización voluntaria, fuera de tratados y fundada en 1946, cuyos miembros son las organizaciones nacionales de normalización correspondientes a los 89 países miembros.

La ISO también emite normas en una gama muy amplia de temas, que cubren desde aquellos referentes a tuercas y tornillos, hasta los recubrimientos de los cables telefónicos. La ISO tiene casi 200 comités técnicos (TC), cuyo orden de numeración se basa en el momento, de su creación, ocupándose cada uno de ellos de un tema específico. Cada uno de los TC tiene subcomités (SC), los cuales a su vez se dividen en grupos de trabajo (WG).

Los WG, constituidos por casi 100,000 voluntarios, distribuidos en todo el mundo son los que efectivamente realizan el trabajo. Varios de estos "voluntarios" son por lo general asignados por las propias compañías, cuyos productos estan en vías de normalización, para trabajar en asuntos de la OSI, otros voluntarios son empleados de gobierno interesados en promover que las cosas que esta haciendo su

país se adopten como normas internacionales. La ISO y el CCITT algunas veces cooperan (la ISO es un miembro de clase D del CCITT), con respecto a la emisión de normas sobre telecomunicaciones, con objeto de evitar el absurdo de dos normas internacionales oficiales, mutuamente incompatibles.

3.2.3 ANSI.

El representante de Estados Unidos en la ISO es el ANSI (Instituto Nacional Americano de Normalización), quien a pesar de su nombre es una organización privada, descentralizada y no lucrativa, que esta constituida por fabricantes, proveedores de servicios portadores comunes y otros grupos interesados. Las normas del ANSI son frecuentemente aceptadas por la ISO como normas internacionales. El procedimiento que ocupa ISO para el establecimiento de normas, está diseñado para conseguir el mayor consenso posible del tema respectivo.

El proceso se inicia cuando una de las organizaciones de normalización de carácter nacional siente la necesidad del establecimiento de una norma internacional en una área específica; entonces se forma un grupo de trabajo que llega a plantear una propuesta de anteproyecto).

Una vez que se genera la propuesta de anteproyecto, se hace circular entre todos, los miembros los cuales cuentan con seis meses, a partir de ese momento, para plantear sus comentarios y críticas. Si una mayoría significativa aprueba la propuesta, se produce un documento revisado denominado, anteproyecto de norma internacional (DIS), el cual se circula nuevamente con objeto de tener más comentarios y realizar una votación al respecto. Con base en los resultados de esta votación, se prepara, aprueba y publica el texto final de la norma internacional (IS).

En algunas de las áreas donde hay más polémicas, la propuesta de anteproyecto o el anteproyecto de norma internacional probablemente tenga que pasar por varias versiones, en su planteamiento, antes de adquirir el número necesario de votos para su aprobación, de tal forma que el proceso completo puede llevar varios años.

3.2.4 IEEE.

Otro participante importante en el mundo de las normas, es el IEEE (Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos), que es la organización profesional más grande del mundo. Esta institución, además de publicar numerosas revistas y programar un número muy importante de conferencias anuales, ha establecido un grupo dedicado al desarrollo de normas en el área de ingeniería eléctrica y computación. La norma 802 del IEEE, para una red de área local, es la norma clave para el desarrollo de las LAN. Posteriormente fué adoptado por la ISO como base para la norma ISO 8802.

3.2.5 CEN/CENELEC.

El Comité Europeo de Estandarización y el Comité Europeo de Estandarización Electro-Técnica, en combinación han influido en la publicación de documentos para direccionar la incompatibilidad dentro de organizaciones nacionales en Europa. Además de asistir a encuentros con otras organizaciones para el establecimiento de estándares en la Comunidad Europea.

3.2.6 IEC.

La Comisión Internacional Electro-Técnica, esta compuesta de comités que definen estándares de marcación como operaciones electrónicas y eléctricas, cada país europeo se encuentra representado en el IEC. Generalmente ISO e IEC establecen acuerdos que les permiten cubrir todas las áreas de normalización. IEC generalmente cubre las leyes bajas es decir las normas eléctricas de las comunicaciones de datos.

3.2.7 ECMA.

La Asociación Manufacturera Europea de Computación fué fundada por un grupo de fabricantes de computadoras en 1960. Esta asociación promulgó sus propias normas; en algunas ocasiones participan en encuentros con otras organizaciones como ISO e ICE.

3.3 Recomendaciones de la serie V.

A continuación se enumerarán una lista de normas más utilizadas de la serie V.

- **V.1** Equivalencia entre los símbolos de la notación binaria y las condiciones significativas de un código bicondicional.
- **V.2** Niveles de potencia para la transmisión de datos a través de líneas telefónicas.
- **V.3** Alfabeto internacional número 5.
- **V.4** Estructura general de las señales del código correspondiente al alfabeto internacional número 5 para la transmisión de datos a través de redes telefónicas públicas.
- **V.5** Normalización de las velocidades de señalización de datos para la transmisión síncrona de datos a través de la red general pública conmutada.
- **V.6** Normalización de las velocidades de señalización de datos para la transmisión síncrona a través de circuitos alquilados.
- **V.7** Definición de los términos relativos a las comunicaciones de datos a través de la red telefónica.
- **V.10** Características eléctricas de los circuitos de intercambio no equilibrados con dos corrientes, de uso general en equipos de comunicación de datos basados en circuitos integrados.
- **V.11** Características eléctricas de los circuitos de intercambio equilibrados con dos corrientes, de uso general en equipos de comunicación de datos basados en circuitos integrados.
- **V.15** Empleo del acoplamiento acústico para la transmisión de datos.
- **V.16** Módems de transmisión de datos módems de carácter analógico.

- **V.19** Módems para la transmisión de datos en paralelo utilizando frecuencias de señalización telefónica.
- **V.20** Módems para la transmisión de datos en paralelo para su empleo en redes telefónicas conmutadas.
- **V.21** Módems duplex de 300 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas.
- **V.22** Módem duplex de 1,200 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas y en circuitos de alquiler.
- **V.23** Módem de 600/1,200 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas. **V.23bis** Módem duplex de 2,400 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas y en circuitos de alquiler.
- **V.23bis** Módem duplex de 2,400 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas y en circuitos de alquiler.
- **V.24** Lista de definiciones para los circuitos de intercambio entre equipos terminales de datos (ETD) y equipos de terminación de circuito de datos (ETCD).
- **V.25** Equipos de llamada y/o respuesta automáticas sobre redes telefónicas conmutadas, que se encargan de la desactivación de los supresores de eco en las llamadas establecidas manualmente.
- **V.26** Módem de 2,400 bits por segundo para circuitos de alquiler a cuatro hilos.
- **V.26bis** Módem de 2,400/1,200 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas.
- **V.27** Módem de 4,800 bits por segundo con circuitos de equalización manual de tipo telefónico para su empleo en circuitos de alquiler.
- **V.27bis** Módem de 4,800/2,400 bits por segundo con equalizador automático para su uso en circuitos telefónicos de alquiler.

- **V.27ter** Módem 4,800/2,400 bits por segundo para su empleo en redes telefónicas conmutadas.
- **V.28** Características eléctricas de los circuitos de intercambio no equilibrados con doble corriente.
- **V.29** Módem de 9,600 bits por segundo para su empleo en circuitos telefónicos alquilados punto a punto sobre cuatro hilos.
- **V.31** Características eléctricas de los circuitos de intercambio con una sola corriente controlados por cierre de un contacto.
- **V.35** Transmisión de datos a 48 kilobits por segundo utilizando circuitos de la banda de grupo entre 60 y 180 KHz.
- **V.36** Módems para la transmisión síncrona de datos utilizando circuitos de la banda de grupo entre 60 y 180 KHz.
- **V.37** Transmisión síncrona de datos a velocidades de señalización de datos mayores de 72 Kbits, utilizando circuitos de la banda de grupo entre 60 y 180 KHz.
- **V.40** Indicación de error entre equipos electromecánicos.
- **V.41** Sistema de control de errores independiente del código.
- **V.50** Límites normalizados para la calidad de transmisión de datos.
- **V.51** Organización del mantenimiento de los circuitos telefónicos internacionales utilizados para la transmisión de datos.
- **V.52** Características de los aparatos de medida de la distorsión y de la tasa de errores para la transmisión de datos.
- **V.53** Límites para el mantenimiento de los circuitos telefónicos empleados para la transmisión de datos.

- **V.54** Dispositivos de prueba de bucle para módems.
- **V.55** Especificaciones de los instrumentos de medida de impulsos de ruido para circuitos telefónicos.
- **V.56** Pruebas comparativas de módems para su empleo de circuitos telefónicos.
- **V.57** Prueba global de datos para elevadas velocidades de señalización de datos.

3.4 Recomendaciones de la serie X.

A continuación se enumeran una serie de normas más utilizadas de la serie X.

- **X.1** Clases de servicios para usuarios internacionales en redes de datos públicas.
- **X.2** Servicios y facilidades para usuarios internacionales en redes de datos públicas.
- **X.3** Facilidad de ensamblado/desensamblado de paquetes (PAD) en una red pública de datos.
- **X.4** Estructura general de las señales de código correspondiente al alfabeto internacional número 5 (IA5) para la transmisión de datos a través de redes de datos públicas.
- **X.15** Definiciones de los términos relativos a las redes de datos públicas.
- **X.20** Interfaz entre equipos terminales de datos (ETD) y equipos de terminación del circuito de datos (ETCD) para los servicios de transmisión por arranque/parada en redes de datos públicas.
- **X.20bis** Empleo en las redes de datos públicas de equipos terminales de datos (ETD) diseñados para conectarse con módems asíncronos en duplex de la serie V.
- **X.21** Interfaz entre equipos terminales de datos (ETD) y equipos de terminación de circuitos de datos (ETCD) para funcionamiento síncrono en redes de datos públicas.
- **X.21bis** Empleo en las redes de datos públicas de equipos terminales de datos (ETD) diseñados para conectarse con módems síncronos en duplex de la serie V (similares a RC-232-C).
- **X.22** Interfaz múltiple entre ETD y ETCD para las clases de usuarios 3 a 6.

- **X.24** Lista de definiciones para los circuitos de intercambio entre equipos terminales de datos (ETD) y equipos de terminación de circuitos de datos (ETCD) en redes de datos públicas.
- **X.25** Interfaz entre equipos terminales de datos (ETD) y equipos de terminación del circuito de datos (ETCD) para terminales que operen en el modo de paquetes en redes de datos públicas.
- **X.26** Características eléctricas de los circuitos de intercambio no equilibrados con doble corriente para su empleo general en equipos de comunicación de datos basados en circuitos integrados.
- **X.27** Características eléctricas de los circuitos de intercambio equilibrados con doble corriente para su utilización general en equipos de comunicación de datos basados en circuitos integrados.
- **X.28** Interfaz entre ETD y ETCD para equipos terminales de datos en modo arranque/parada que accedan a una facilidad de ensamblado/desensamblado de paquetes (PAD) en una red de datos pública situada en el mismo país.
- **X.29** Procedimientos para el intercambio de información de control y datos de usuario entre una facilidad ensamblador/desensamblador de paquetes (PAD) y un ETD en modo de paquetes u otro PAD.
- **X.40** Normalización de los sistemas de transmisión por modulación y por desplazamiento de frecuencias para el suministro de canales telegráficos y de datos mediante división de las frecuencias de un grupo.
- **X.50** Parámetros de un esquema de multiplexado para el enlace internacional entre redes de datos síncronas.
- **X.50bis** Parámetros de un esquema de transmisión con 48 Kbits por segundo de velocidad de señalización de los datos de usuario, para el enlace internacional entre redes de datos síncronas.

- **X.51** Parámetros de un esquema de multiplexado para enlace internacional entre redes de datos síncronas.
- **X.51bis** Parámetros de un esquema de transmisión con 48 Kbits por segundo de velocidad de señalización de los datos de usuario, para el enlace internacional entre redes de datos síncronas mediante estructura de envolvente de 10 bits.
- **X.53** Numeración de canales en enlaces internacionales multiplexados de 64 Kbps.
- **X.54** Asignación de canales en enlaces internacionales multiplexados de 64 Kbps.
- **X.60** Señalización del canal común para aplicaciones de datos a través de circuitos conmutados.
- **X.61** Sistema de señalización número 7.
- **X.70** Sistema de señalización para el control del terminal y del tránsito para los servicios de arranque/parada a través de circuitos internacionales.
- **X.71** Sistema descentralizado de señalización para el control del terminal y del tránsito para los servicios de arranque/parada a través de circuitos internacionales entre dos redes de datos síncronas.
- **X.75** Sistema de señalización para el control del terminal y del tránsito para los servicios de arranque/parada a través de circuitos internacionales entre dos redes de datos de conmutación de paquetes.
- **X.80** Interconexión de sistemas de señalización de intercambio para servicios de datos basados en circuitos conmutados.
- **X.87** Principios y procedimientos para la realización de facilidades internacionales de usuario y de utilidades de red en redes de datos públicas.
- **X.92** Conexiones de referencia hipotéticas para redes de datos públicas síncronas.

- **X.96** Señales de llamada en curso para redes de datos públicas.
- **X.110** Principios de encaminamiento para servicios públicos de datos de carácter internacional a través de redes de datos públicas conmutadas del mismo tipo.
- **X.121** Plan internacional de numeración para redes de datos públicas.
- **X.130** Objetivos provisionales en cuanto a los tiempos de establecimiento de llamada y de liberación de la misma en redes públicas de datos síncronas (por conmutación de circuitos).
- **X.132** Objetivos provisionales en cuanto al grado de servicio en comunicaciones internacionales a través de redes de datos públicas de circuitos conmutados.
- **X.150** Pruebas de bucle para ETD y ETCD en redes de datos públicas.
- **X.180** Estructuración administrativa de los grupos cerrados de usuarios internacionales.
- **X.200** Capas de OSI. En 1993 el ISO desarrollo y publicó una guía (modelo de referencia) que describe las arquitecturas de comunicaciones de datos. El CCITT rediseño el documento resultante con su misma terminología y el rediseño recibe el nombre de X.200 del CCITT.

3.5 Recomendaciones para Frame Relay.

- **I.122** Estructura para proporcionar servicios adicionales de portadora de modo de paquete
- **I.233** Descripción del servicio.
- **I.370** Principios de administración de congestión.
- **I.372** Requerimientos de interfaz red a red.
- **Q.922** Especificaciones de la capa de enlace de datos de ISDN para servicios de portadora en modo de trama (Procedimiento de control opcional de enlace de datos extremo a extremo)
- **Q.933** Especificaciones de señalización ISDN para servicios de portadora en modo de trama (Procedimiento de señalización de acceso para circuitos virtuales conmutados).
- **Q.933 Anexo "A".** Señalización local dentro de banda para circuitos virtuales permanentes y verificación del estado de confiabilidad del enlace.
- **T1.606** Servicios de portadora con relevo de trama.
- **T1.606 Addendum 1.** Manejo de congestión
- **T1.617** Especificación de señalización para servicios de portadora con relevo de trama.
- **T1.617 anexo "G"** X.25 sobre Frame Relay.

CAPITULO 4.

"PROTOCOLO X.25"

4. PROTOCOLO X.25 (PACKET SWITCHING).

4.1 Introducción.

La recomendación X.25 fue desarrollado bajo los auspicios del CCITT, se compone de tres niveles de conexión en el modelo OSI (Físico, Enlace y Red). Tiene un conjunto de normas asociadas para la conexión de equipos asíncronos (X.3, X.28 y X.29) V.24 como apoyo y V.41 para la conexión con otras redes (X.75).

Una red de conmutación de paquetes X.25, es una red de comunicaciones de datos, que usa la tecnología de conmutación de paquetes para transmitir. Los datos se encuentran en tramas que contienen estructuras (llamadas "paquetes") cuyo formato se ajusta a las especificaciones emitidas por el CCITT.

X.25 especifica las características de la interconexión entre el DTE (quien envía o recibe paquetes de datos) y el DCE (el nodo de la red) que trabaja como entrada o salida de la misma. Estas características se detallan en los tres niveles de procedimientos de control, citados anteriormente.

El nivel 1 o físico de X.25, especifica el uso de un circuito síncrono FDX (Full Duplex), punto a punto que proveerá la vía para la transmisión física entre el DTE y la red. Este nivel es funcionalmente equivalente a la capa 1 de OSI. Se recomienda el uso del estándar CCITT V.24 (RS-232) en la interfase física entre el DTE y un modem (circuito analógico). Para el caso de utilización de un circuito digital el estándar recomendado es X.21, puede emplearse el reemplazo del RS-232 o sea el RS-449.

El nivel 2 ó enlace de X.25, describe el procedimiento de acceso al enlace, a ser usado para el intercambio de datos entre DCE y un DTE. Este se encuentra en la capa 2 del modelo OSI. Se determina la utilización de la disciplina de línea HDLC y la clase de procedimientos de ISO para sistemas balanceados punto a punto, a estos se les llama LAPB (Link Access Procedures Balanced). El uso de los procedimientos DLC asegura que los paquetes proporcionados por el nivel 3 (de X.25) se guarden en tramas HDLC y sea confiablemente transmitidos entre el DTE y la red. El procedimiento correspondiente al nivel 2 es ejecutado por módulos de software, tanto en el DTE como en el DCE.

El nivel 3 o red de X.25, es el nivel más alto de esta recomendación y especifica la manera en la cual la información de control y los datos del usuario se estructuran en paquetes. La información de control con el direccionamiento, está contenida en el encabezamiento del paquete (Packet Header) y le permite a la red identificar el DTE hacia el cual el paquete está destinado.

Estos paquetes contienen varias formas discretas de información que distinguen unos mensajes de otros. Un paquete contiene un campo de dirección que indica dónde está siendo transmitido. Un campo de control proporciona varias clases diferentes de información, incluyendo las indicaciones de comienzo y final de mensaje, así como un aviso de que el mensaje ha sido recibido satisfactoriamente o de que se ha producido un error.

La norma X.25 está diseñada para la conmutación de paquetes. El nivel de red del modelo OSI, que utiliza esta convención, se parece a una gigantesca sala de correos. Allí se colocan en paquetes los mensajes procedentes de un ordenador principal, se les asignan direcciones, y se les envía a los dos niveles inferiores para su transmisión. Dado que pueden haber distintos caminos (circuitos) por los cuales se puede enviar un mensaje a una determinada estación de trabajo, existen unas tablas especiales de enrutamiento (encaminamiento) que controlan el tráfico para equilibrar la carga de trabajo. El principal uso de la norma X.25 es en conjunción con los mainframes y las redes públicas conmutadas. Estos y otros tópicos relacionados con el protocolo X.25 se desarrollarán en este capítulo.

4.2 Reseña histórica.

La conmutación de paquetes se convirtió en una área de estudio como técnica de comunicación de datos, a mediados de los 60's. A comienzos de los 70's, había varias redes de conmutación de paquetes implementadas, experimentales en naturaleza, pero que sirvieron para demostrar la factibilidad y la resultante económica de esta tecnología. Uno de los defectos de estas redes de paquetes, era la ausencia de estandarización para la conexión de usuarios.

Durante este período de tiempo, ninguna de estas organizaciones tuvieron a bien adherirse en una convención para crear un protocolo de comunicación que les

permitiera comunicarse, en consecuencia cada compañía solo podía brindar servicios para sí misma, sin poderse comunicar con las otras. Consecuentemente, esas redes usaban protocolos especiales que fueron ajustados para satisfacer sus propios requerimientos.

Interconexiones especiales para redes de conmutación de paquetes fueron necesarias, dado que los dispositivos de comunicaciones tradicionalmente han sido programados para ambientes punto a punto. En noviembre de 1971, CNTE en España inauguró una red de conmutación de paquetes de datos.

En el período comprendido entre 72-75, otras cinco empresas transportadoras anunciaron sus planes para construir redes públicas de paquetes (PTT Francesa, NTT Japonesa, Telenet Comm. Corp. en EEUU, La Trans-Canada Telephone System y La United Kingdom Post Office). El éxito de estas redes fue altamente dependiente de un estándar consistente en una interconexión independiente de los dispositivos del usuario operando en el modo de paquete.

Estos sistemas fueron creados para proveer a los usuarios un servicio de tráfico de datos paralelo al servicio que proporcionaba los sistemas telefónicos de tráfico de voz. Estos sistemas hoy son también conocidos por otros nombres, por ejemplo: Red Pública Conmutada (PPN), Red Pública Conmutada de Paquetes (PPSD), y Red de Datos Conmutada de Paquetes (PSDN). Esta proposición fue sometida a un grupo asignado a estudiar la conmutación de paquetes, durante el período 1973-1976 del CCITT. Posteriormente fue aprobada como recomendación X.25 en la asamblea plenaria del CCITT en 1976.

El protocolo X.25 fue concebido con el propósito de establecer un límite y pasar de la interfase convencional a una red de paquetes de comunicaciones de datos. Esto fue desarrollado por varias organizaciones de telecomunicaciones, especialmente Europeas. Como consecuencia, las especificaciones han sido escritas más desde la perspectiva de redes, que de dispositivos de usuario. Aunque las primeras implementaciones de X.25 fueron definidas de manera incorrecta como: las acciones requeridas por un dispositivo de usuario. Es importante comprender que la existencia de un amplia gama de convenciones de usuario (tal como X.25) para conexiones de redes de datos con algún tipo de dispositivo de usuario hace posible la venta de diferentes equipos los cuales se pueden comunicar entre sí (sólo si estos

equipos trabajan con X.25). Es de suma importancia comprender que si se usa una red con una interfase X.25 no significa que un equipo manufacturado con una convención que no sea X.25 pueda intercambiar información con está. Otros protocolos como X.25 pueden ser utilizados para comunicaciones de terminal a terminal (end to end).

4.2.1 Desarrollos posteriores a 1980.

En el futuro veremos más y más implementaciones de redes públicas de datos, la gran mayoría de éstas redes públicas de datos usa (y usará) la tecnología de conmutación de paquetes. El uso del estándar X.75 en nodos de pasaje está facilitando la interconexión de distintas implementaciones. Se considera la extensión del uso de enlaces vía satélite y cambios de formatos, tales como la utilización del módulo 128 en la numeración de secuencias de mensajes y nuevos comandos, como el rechazo selectivo.

Recientemente se han emitido nuevos estándares para capas superiores al nivel 3 de X.25 y otras más se incorporarán en un intento por permitir que aplicaciones de niveles más altos se comuniquen a través de cualquier red pública de datos (PDN), incluyendo redes de circuito conmutado, privadas y discadas, sin tener en cuenta las particularidades de las redes usadas en la conexión de dos o más DTE's.

La ITI (Interactive Terminal Interface) en sus recomendaciones X.3, X.28 y X.29 puede considerarse como un primer paso en esa dirección. Nuevas aplicaciones a las redes de datos, tales como el correo electrónico (recientemente estandarizado) y facsímil digital, interconexiones para equipos de procesamiento de palabra y varios tipos de terminales síncronas, contribuyen a proveer un servicio total de comunicaciones al usuario. La figura 4.1 muestra la evolución de la conmutación de paquetes.

Si se logra "cubrir el globo" con redes públicas compatibles (es decir, con las adecuadas compuertas de pasajes entre ellas), se podrá "subir" en un punto de la tierra y "bajar" en otro. Está concepción universalista de las comunicaciones de datos ya es una realidad hoy en día y tendrá importantes repercusiones en el campo de los

negocios y en el desarrollo de los países. Por supuesto que el grado de utilidad que proporcionen dependerá también de las legislaciones de los estados y de "estándares de desarrollo" que aprovechen adecuadamente los "estándares tecnológicos".

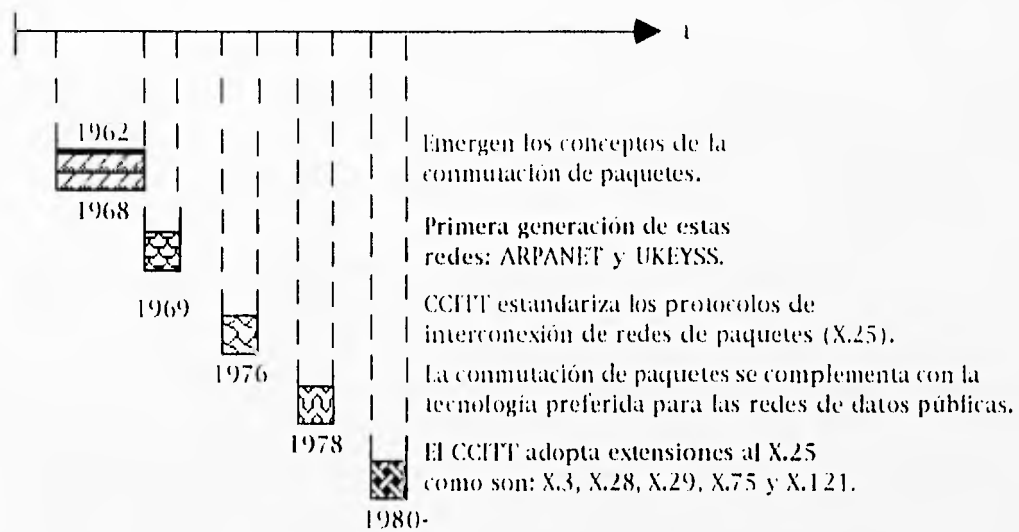


Figura 4.1. Evolución de la conmutación de paquetes.

4.3 Conceptos básicos de X.25.

¿Por qué todos están interesados en redes de paquetes?. En años recientes el crecimiento de redes distribuidas y el manejo rumbo a la estandarización en las comunicaciones de datos, han hecho de la conmutación de paquetes una atractiva solución en la comunicación de redes. ¿Por qué? Porque la conmutación de paquetes ofrece gran conectividad, partición de recursos del servidor y facilidades de transmisión para muchos usuarios, estandariza acceso a redes, interfases a redes de datos públicas, y un control y administración sofisticado de la red.

Por todo lo anterior es que X.25 emerge como el estándar dominante a nivel internacional, para conectar terminales y computadoras a redes de conmutación de paquetes.

4.3.1 Conmutación de paquetes.

¿Qué es conmutación de paquetes? La definición obligada sería: Conmutación de paquetes es una tecnología de redes de datos en la cual los datos de usuario son segmentados dentro de unidades pequeñas (paquetes) que se transmiten desde el emisor al receptor sobre canales de comunicación divididos, esto se observa en la figura 4.2. El tamaño del paquete de datos de usuario es limitado por un número máximo de caracteres. Esa medida es de 8 bits (byte) llamado octeto.

La lógica que es, la ruta y destino de la información, acompaña a cada paquete directo a la red. La diferencia entre una red conmutada de paquetes y una red de circuitos conmutados (líneas telefónicas regulares) se muestra en la tabla 1.

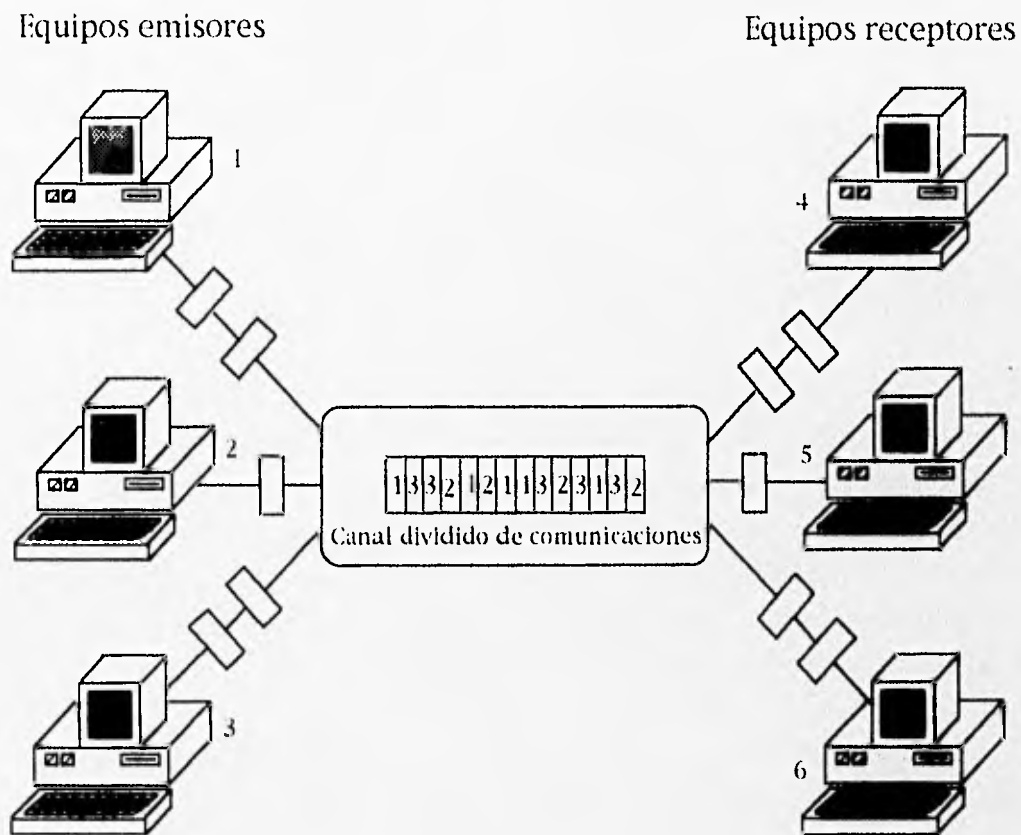


Figura 4.2 Ejemplo de transmisión de datos por medio de canales divididos de comunicaciones, entre diferentes equipos de usuario.

La primera ventaja de la conmutación de paquetes es el costo, además los recursos de las redes de paquetes se encuentran divididos entre muchos usuarios de la red. La conmutación de paquetes es menos costosa por muchas aplicaciones que un circuito dedicado. Las redes de paquetes son mejor identificadas como de tiempo-real, en redes interactivas. En otras palabras, las aplicaciones que tienden a beneficiar el aprovechamiento de las redes de paquetes son :

- Los usuarios están dispersos geográficamente.
- La interacción humano-computador servidor toma lugar.
- Los datos pueden ser intercambiados en ambas direcciones en tiempo real.
- La expedición de datos puede ser precisa y de confianza.

Comparación entre circuitos conmutados y conmutación de paquetes.	
Conveniente para comunicación de voz y datos	Conveniente solo para comunicaciones de datos
Terminal-terminal requieren de compatibilidad	Velocidad, protocolo y código ejecutados por la red
Sujeto a bloqueo (señal ocupada)	Virtualmente sin bloqueos
Largo retraso en el establecimiento de llamadas (segundos)	Corto retraso en el establecimiento de llamada (milisegundos)
Transparencia para uso de circulación de datos	Compatibilidad de red para requerimientos de usuarios de datos
Virtualmente no transporta retraso	Corto retraso en la imposición de red (milisegundos)
Exactitud moderada (1 en 10^6 errores de paquetes)	La más alta exactitud (1 en 10^9 errores de paquetes)
Sin encabezamiento de información requerida	Algún encabezamiento de información requerida (alrededor del 6%)
Ineficiente uso de los recursos de red.	Eficiente uso de los recursos de la red.
*Precio de tarifa plano.	*Sensibilidad al uso del precio
*Precio según la sensibilidad de la distancia	*Precio sin sensibilidad a la distancia.

* Se aplica sólo para PSDN publicas.

Tabla 1.

- El volumen de los datos en ambas direcciones es relativamente pequeño.
- Las aberturas entre transmisiones son más largas que las transmisiones de ellos mismos, resultando en una baja utilización de línea.

4.3.2 Circuito virtual y datagrama.

¿Qué es un circuito virtual y un datagrama? La conmutación de paquetes difiere de los circuitos conmutados en que estos usan lo que es llamado circuito virtual. Fundamentalmente existen dos filosofías diferentes de la subred, una de ellas consiste en el uso de conexiones, en tanto que la otra trabaja sin conexiones.

En el contexto de operación interna de la subred, a una conexión se le conoce como circuito virtual, en función de una analogía con los circuitos físicos establecidos por el sistema telefónico. A los paquetes independientes dentro de la organización sin conexión, se le conoce como datagrama, por una analogía con los telegramas.

Los circuitos virtuales, por lo general, se utilizan en subredes cuyo servicio principal está orientado a conexión. La idea que respalda a los circuitos virtuales es la de evitar que tengan que hacer decisiones de encaminamiento (enrutamiento) para cada paquete transmitido. A cambio de esto cuando se establece una conexión, se selecciona una ruta que va desde la máquina origen hasta la máquina destino como parte del proceso de conexión, esta ruta se utiliza para todo el tráfico que circule por la conexión, exactamente de la misma manera que trabaja el sistema telefónico. Cuando se libera la conexión, se desecha el circuito virtual.

En contraste, con una subred datagrama, ninguna ruta se establece de manera anticipada, aún cuando el servicio este orientado a conexión. Cada paquete enviado se encamina (enruta) independientemente de sus predecesores, como consecuencia los paquetes sucesivos pueden también seguir rutas diferentes. Por lo tanto, la subred datagrama tiene que hacer un mayor trabajo, son más robustas y tienden con mayor facilidad a fallos y a la congestión, que las subredes de circuitos virtuales.

4.3.2.1 Comparación de circuitos virtuales y datagramas en el interior de la subred.

En el interior de la subred, la discusión entre los circuitos virtuales y los datagramas se fundamentan en la dicotomía: espacio de memoria del procesador de intercambio de mensajes y ancho de banda. Los circuitos virtuales permiten que los paquetes contengan números de circuitos en lugar de direcciones completas del destinatario.

Si los paquetes tienden a ser muy pequeños, el hecho de tener una dirección completa del destinatario en cada paquete puede representar una sobrecarga bastante significativa y, por consiguiente un desperdicio notable de ancho de banda.

El uso de circuitos virtuales localizados internamente en la subred, se vuelve en especial poco atractivo, cuando muchos de los servidores son en realidad terminales interactivas con solo algunos cuantos caracteres por paquete. El precio que se paga por el uso de los circuitos virtuales internos, es el espacio del ancho de banda que se emplea dentro de los procesadores de intercambio de mensaje.

Para sistemas relacionados con el proceso de negociaciones, por ejemplo: el caso de las empresas que realizan llamadas telefónicas para verificar compras efectuadas con tarjetas de crédito; la sobrecarga que se necesita para establecer y desactivar un circuito virtual puede desaconsejar el uso del circuito. Si se espera que la mayor parte del tráfico sea de este tipo, tiene poco sentido utilizar circuitos virtuales en el interior de la subred.

Los circuitos virtuales tienen también un problema de vulnerabilidad, si por ejemplo: falla un procesador de intercambio de mensajes y pierde su memoria, aún cuando se recupere un segundo después, todos los circuitos virtuales que estén pasando a través de él tendrán que ser abortados.

A diferencia de esto, si el procesador de intercambio de mensajes utiliza datagramas y éste se cae, solamente sufrirán aquellos usuarios cuyos paquetes estaban en cola de espera del procesador de intercambio de mensajes en ese momento, y quizás no todos ellos, dependiendo de si ya habían sido asentidos o no.

4.3.3 Componentes de una red de datos conmutada de paquetes (PSDN).

Una red de datos conmutada de paquetes tiene cinco componentes principales que son:

- 1.- Componentes de acceso local (LAC).
- 2.- Paquete ensamblador/desensamblador (PAD).
- 3.- Nodos de conmutación de paquetes (PN).
- 4.- Enlaces de red (NL).
- 5.- Sistema administrador de red (NMS).

4.3.3.1 Componentes de acceso local (LAC).

Para transmitir datos directos a un PSDN, los datos deben de moverse desde la terminal-usuario a un paquete ensamblador/desensamblador (PAD) o a un nodo conmutado de paquetes construido con una función hacia el PAD. Hay tres componentes de acceso local necesarios para completar este propósito:

- Una terminal de datos usuario-terminal.
- Una facilidad de acceso local (línea física).
- Un dispositivo de transmisión de usuario-terminal (Modem).

Los tres tipos de líneas de acceso local usadas comúnmente para conmutación de paquetes son:

- Líneas analógicas conmutadas (dial-up).
- Canales analógicos alquilados (líneas privadas).
- Canales digitales alquilados (DDS circuitos).

4.3.3.2 Paquete ensamblador/desensamblador (PAD).

Un paquete ensamblador/desensamblador permite al usuario acceder a la red. La función primaria de un PAD es asegurar (garantizar) compatibilidad entre varios

dispositivos de usuario (servidores y terminales) y la red conmutada de paquetes. Los dispositivos terminales varían de acuerdo a su manufactura, protocolo de comunicación empleado, máxima velocidad de operación y código empleado.

El cumplimiento del PAD está en función de la "paquetización" de datos desde dispositivos terminales ligados. Este dato paquetizado (en un formato estándar y completo con información de arriba) es ahora enviado a el nodo conmutado de paquetes para enrutarlo. (Los PAD's se conectan a los nodos conmutados vía puertos o compuertas). Inversamente un PAD puede usarse para despaquetizar o desensamblar el dato previo enviándolo al servidor destino o respondiendo al usuario terminal. Otras funciones cumplidas por el PAD serían:

- Concentración de la línea física.
- Establecimiento de llamada y funciones despejadas (claras).
- Conversión de protocolos.
- Conversión de código.
- Emulación de protocolo.
- Funciones de conmutación local.
- Funciones de grabación de llamadas locales (facturación).

Los PAD's son diseñados para menos rendimiento que los nodos conmutados (en el rango de 10-100 paquetes por segundo, o irregularmente 10,000-100,000 bits de datos). Algunas veces las funciones del PAD son incorporadas en el nodo de conmutación, similarmente algunos PAD's pueden ejecutar (cumplir) conmutación de datos paquetizados. El término PAD como es usado en este contexto, se refiere a equipo usado para conectar dispositivos asíncronos a el PSDN.

4.3.3.3 Nodos conmutados de paquetes (PN).

En el corazón de una red conmutada de paquetes es el nodo conmutado de paquetes (PN) un elemento principal; su más importante función es garantizar que cada paquete es enrutado a su respectivo destino. Otras funciones incluidas son:

- Grabación de llamadas (facturación).
- Diagnóstico interno de la red.

- Soporte de acceso directo a computadores servidores.
- Conexión de compuertas a inter-redes.

Los nodos conmutados de paquetes son dispositivos de alto rendimiento. La actual generación de nodos conmutados soporta una capacidad de 70-3000 paquetes por segundo; la próxima generación de nodos conmutados incrementará en 10 veces esto en los próximos años.

4.3.3.4 Enlaces de redes (NL).

Los circuitos que conectan a los nodos conmutados de paquetes uno con otro son llamados enlaces de redes (NL). Existen inmensas y diferentes tecnologías de transmisión que pueden ser empleadas en enlaces de redes, incluyendo:

- Circuitos analógicos.
- Circuitos digitales.
- Sistemas de microondas.
- Sistemas satelitales.

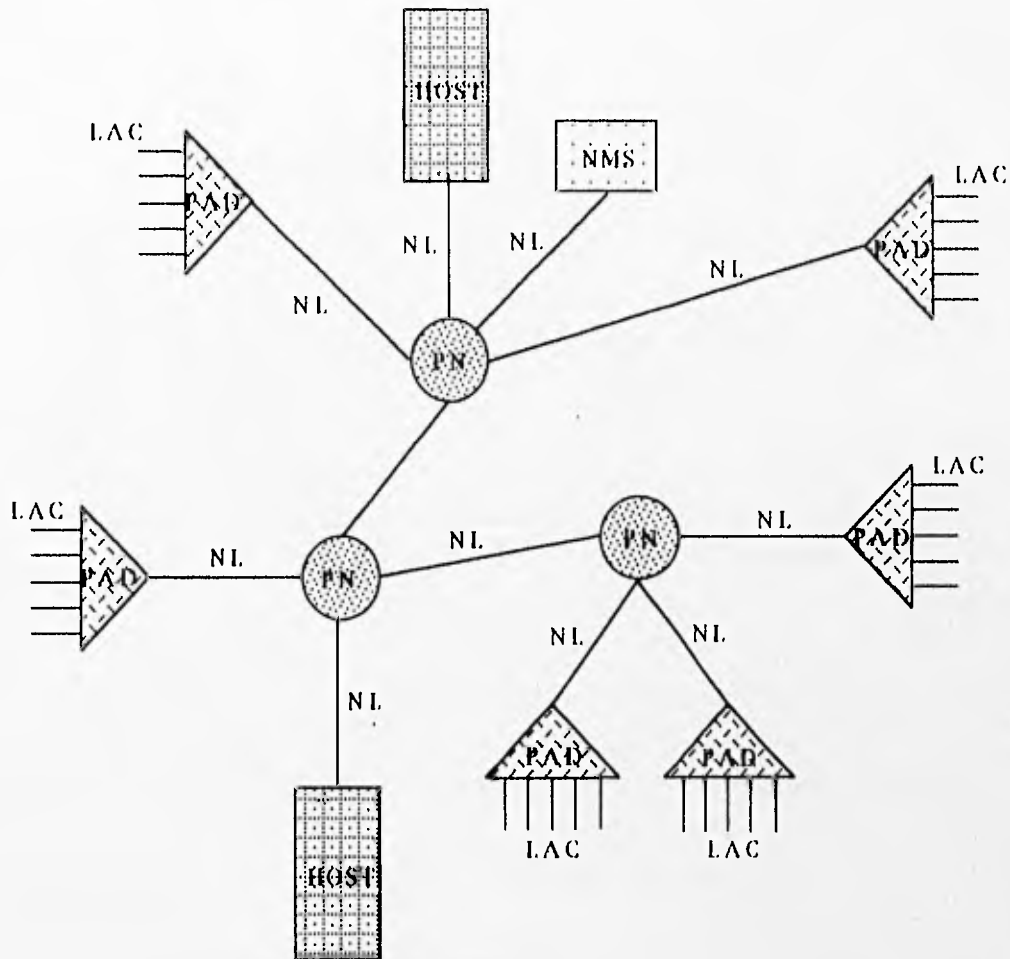
Aunque por mucho la más común tecnología de enlace de redes usada ahora es:

- Servicio digital de datos por teléfono, y otros servicios similares ofrecidos por el intercambio de portadoras (dentro de U.S.A.); o la compañía pública o Postal de Telefónica y Telegrafía (PTT's) alrededor del mundo.
- Líneas analógicas privadas punto a punto.

Las máximas velocidades de enlaces de redes pueden variar desde 9.6Kbps a 56/64Kbps. La figura 4.3 muestra que sólo los datos "paquetizados" son transportados por los enlaces de red a y desde los nodos conmutados de paquetes.

4.3.3.5 Sistema administrador de red (NMS).

El sistema de administración de red es el responsable de el control y monitoreo de la red conmutada de paquetes. La función principal del sistema de administración de red es el almacenamiento y mantenimiento de la base de datos de la red. Esta base de datos es la copia maestra de todo el software y configuraciones residentes en cada nodo de la red.



PN: Nodo Conmutado de Paquetes.
NL: Enlaces de Red.
PAD: Paquete Ensamblador/Desensamblador.
NMS: Sistema Administrador de Red.
LAC: Componente de Acceso Local.

Figura 4.3 Interconexión de los cinco elementos principales de una PSDN.

En caso de problemas en la red, una grabación correcta de la base de datos puede ser enviada por un enlace de red directamente al nodo para corregir el problema, sin la necesidad de enviar a un técnico de campo. Otras funciones del sistema de administración de redes incluidas son:

- Chequeo de seguridad de acceso/asistencia al establecimiento de llamada.
- Colección de estadísticas de operación desde los nodos de red.
- Recepción de alarmas desde componentes de la red con mal funcionamiento.
- Colección y almacenamiento de datos facturados de los nodos de la red.
- Ejecución de pruebas de diagnóstico de red.
- Ejecución de acciones correctivas para remediar errores remotos en la red.

El sistema de administración de la red o estación de trabajo provee una interfase entre el operador y la computadora administradora de la red. Desde la estación de trabajo, el operador de la red puede ejecutar una amplia variedad de funciones tales como:

- Configuración de interfases de red terminal-usuario.
- Iniciación de software o configuración de líneas cargadas.
- Iniciación de pruebas de diagnóstico de red.
- Recepción de reportes de alarmas desde la red de paquetes.
- Recepción de resultados de pruebas de diagnósticos específicos momentos después de ser completados.

4.4 X.25 Nivel Físico.

El nivel físico de la jerarquía OSI, tiene como elementos principales a los llamados interfases de comunicación, los cuales permiten la conexión física entre el DTE y el DTCE. Para interconectar dos dispositivos físicamente se pueden utilizar varios hilos, estos son los llamados circuitos de interfaz. Dependiendo del grado de sofisticación de los protocolos, el significado lógico del estado de un circuito puede o no variar. De este modo pueden tenerse dos tipos de protocolos o interfaces de nivel físico: implementados por circuitos de interfaz (hardware) e implementados por códigos de señales (software). También se puede tener un híbrido de los dos tipos.

Históricamente, la primera norma para la interconexión de los equipos terminales de datos y los equipos de comunicación que tuvo un amplio arraigo en el mercado mundial, fué la norma RS-232 de la Asociación de Industrias Electrónicas de Estados Unidos EIA. El CCITT adoptó una recomendación muy similar, tanto en el aspecto lógico como eléctrico, la V.24/V.28; y la ISO en su norma 2110 estandarizó los aspectos mecánicos.

Las recomendaciones V.24 y la RS-232 no son estrictamente idénticas pero si muy similares. Los circuitos de interfaz tiene como funciones básicas permitir comandar el intercambio de señales entre el DTCE y la red, con el objeto de establecer, mantener y liberar las conexiones físicas entre el DTE y la red. Las especificaciones del interfaz contemplan las características eléctricas, mecánicas, funcionales y de procedimiento de cada circuito.

La recomendación X.25 especifica que el nivel físico del interfaz deber ser implementado por medio del interfaz X.21. Este es un interfaz síncrono serie, similar al interfaz RS-232 síncrono.

El interfaz X.20 es un interfaz asíncrono que podría ser aplicable a las terminales que son servidas por equipos empaquetadores-desempaquetadores (PADs), todavía empleados en las redes públicas X.25. A continuación describiremos las características principales de los circuitos del interfaz RS-232 (V.24/V.28) que son equivalentes, en cierto grado a los interfases X.20 y X.21 o más correctamente a los interfases X.20bis y X.21bis.

4.4.1 Características funcionales.

El interfaz RS-232 (V.24/V.28) es aplicable a los circuitos de interconexión (llamados circuitos de interfaz) entre el equipo terminal de datos (DTE) y el equipo de terminación de circuito de datos o módem (DTCE) utilizados para la transferencia de datos binarios, señales de control y temporización.

Se aplica a la transmisión de datos síncrona o asíncrona por líneas dedicadas y conmutadas, en un modo semiduplex o duplex; configuración punto a punto o multipunto y con explotación de 2 a 4 hilos. El interfaz V.24 dispone de los medios para efectuar los procesos de señalización usuales en telefonía. Tiene previstos los circuitos de interfaz para realizar las funciones indicadas en la tabla 2. A continuación se presentan las definiciones lógicas de los circuitos de interfaz más usuales:

- **Circuito 102.** Tierra de señalización o retorno común. Este circuito constituye el punto de referencia de voltaje, para todos los demás circuitos del interfaz.
- **Circuito 103.** Transmisión de datos (TD). Por este circuito, se transfieren hacia el módem las señales de datos que provienen de la terminal, las cuales se van a transmitir por el canal de datos a una o más estaciones distantes.
- **Circuito 104.** Recepción de datos (RD). Por este circuito, el módem transfiere hacia la terminal las señales de datos que genera en respuesta a las señales de línea recibidas de una estación distante, a través del canal de datos.
- **Circuito 105.** Petición de transmisión (RTS). Las señales transmitidas por este circuito controlan la función de transmisión hacia el canal de datos desde el DTCE.
- **Circuito 106.** Preparado para transmitir (CTS). Las señales transmitidas por este circuito indican si el módem está o no preparado para transmitir datos por el canal.
- **Circuito 107.** Aparato de datos preparado (DSR). Las señales transmitidas por este circuito indican si el módem está o no preparado para funcionar.

- **Circuito 108.** Terminal de datos preparado (DTR). Las señales transmitidas por este circuito controlan la conexión o desconexión a la línea del módem.

FUNCIONES PREVISTAS EN EL INTERFAZ RS-232 (V.24)		
FUNCION	CIRCUITO	DESCRIPCION
Control del establecimiento y liberación de llamada.	107	DTCE listo.
	108/1	Conecte el DTCE a la línea.
	108/2	DTE listo.
	109	Detector de señales de línea.
Respuesta automática.	125	Indicador de llamada.
	108/1	
	109	
	107	
Llamada automática.	202	Petición de llamada.
	203	Línea ocupada.
	204	Est. dist. conectada.
	205	Liberación de llamada.
	206	- Significativo.
	207	DIGITO
	208	BCD
	209	+ Significativo.
	210	Presente cifra siguiente.
Control de flujo de datos (op. semiduplex p.e.) trans. de datos.	105	Petición de Tx.
	106	Preparado p/Tx.
	103	Tx de datos.
	104	Rx de datos.
Tierra.	101	Tierra de protección.
	102	Tierra de señal.
Sincronía.	113	Reloj de Tx del DTE.
	114	Reloj de Tx del DTCE.
	115	Reloj de Rx del DTCE.

Tabla. 2

- **Circuito 109.** Detector de señal (DCD). Las señales transmitidas por este circuito indican si las señales de línea recibidas por el canal de datos están o no dentro de los límites especificados en la recomendación pertinente para el módem.
- **Circuito 125.** Indicador de llamada (RI). Las señales transmitidas por este circuito indican si el equipo está recibiendo o no una señal de llamada.

4.4.2 Protocolos de nivel físico.

La parte del protocolo de nivel físico para el establecimiento de una comunicación de datos por medio del interfaz RS-232, frecuentemente fue referida como el protocolo de saludo ("handshake"). Adicionalmente al establecimiento del enlace físico, RS-232 proporciona otros servicios. A continuación describiremos algunos de los procedimientos usuales.

Las secuencias con que deben presentarse las señales de interfaz están especificadas tanto en las recomendación V.24 como en las recomendaciones relacionadas con los módems; como ejemplo tenemos las secuencias definidas en las figuras 4.4 y 4.5.

La figura 4.4(a) presenta el diagrama de tiempos que muestra el control y liberación de un enlace y el control de flujo de información en transmisión semiduplex al igual que la figura 4.4(b). La figura 4.5 muestra el diagrama de tiempos para un sistema con respuesta automática.

En el diagrama de la figura 4.4, cuando la computadora (DTE) indica que debe establecerse el enlace físico, activa el circuito 108/2 (DTR). Cuando el módem está listo activa el circuito 107 (DSR). A partir de este momento se puede transmitir y recibir en el modo semiduplex.

Para transmitir se activa el circuito 105 (RTS) y cuando el módem contesta activando el circuito 106 (CTS) puede iniciarse la transmisión. Para recibir sin interferir en el canal, se desactiva el circuito 105 desconectándose el envío de portadora a través del canal.

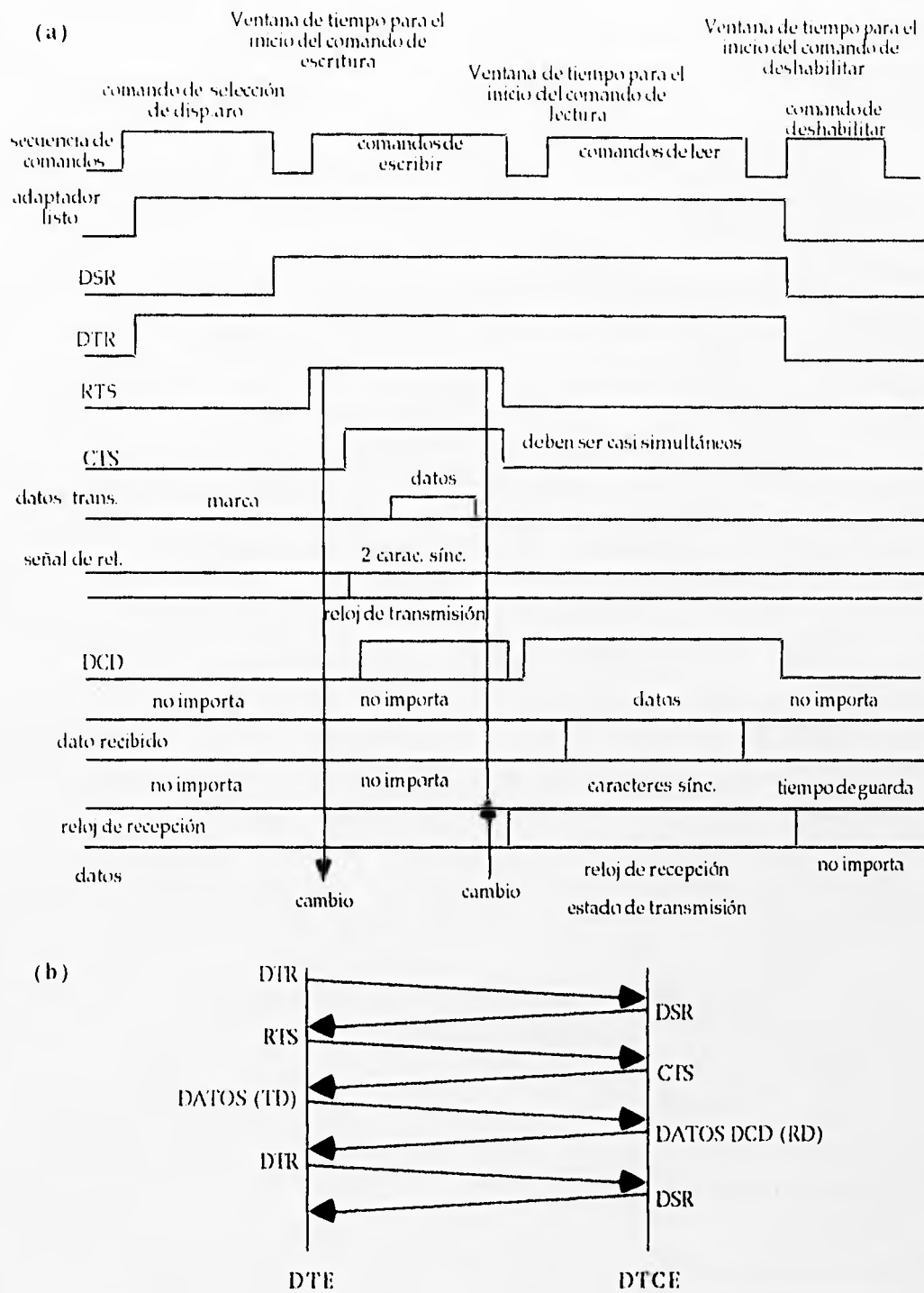


Figura 4.4. Diagrama de tiempos de los circuitos de interfaz (transmisión semiduplex).

Nótese que en transmisión síncrona debe estar presente la señal del reloj en el correspondiente circuito de señal de reloj. El diagrama de la figura 4.5 denota lo siguiente: al detectar el DTCE que hay en la línea corriente de llamada, se lo indica al DTE a través del circuito 125 (RI) activándose esta por un tiempo X.

Cuando el DTE detecta esta señal, activa el circuito 108/2 (DTR) indicando que está listo para recibir la llamada; el DTCE responde por medio del circuito 107 (DSR), cuando está listo para transmitir y a través del 109 (DCD) indica que ha recibido la portadora de datos proveniente del otro módem, al otro lado del circuito. A partir de este momento los datos pueden ser enviados y recibidos.

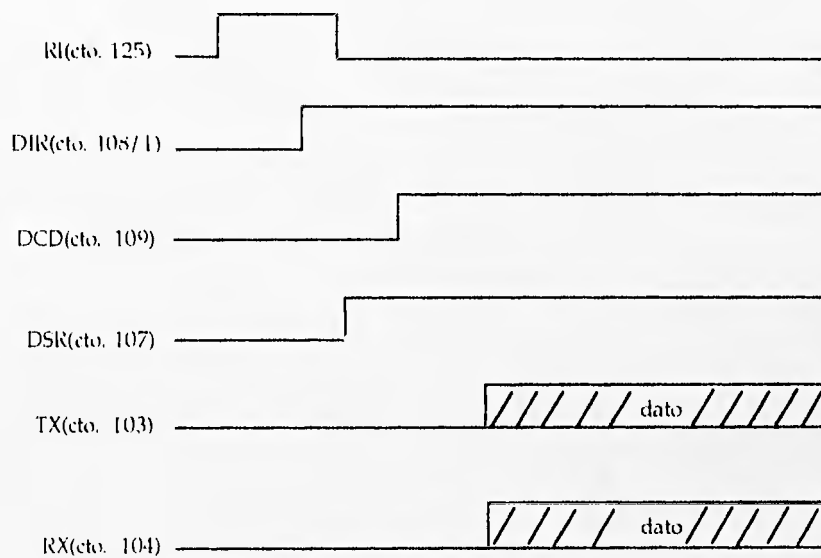


Figura 4.5 Diagrama de tiempos para un sistema con respuesta automática.

4.4.3 Características mecánicas.

El CCITT no tiene recomendaciones sobre las especificaciones mecánicas de los circuitos, sin embargo, la ISO si normaliza este aspecto. En la figura 4.6 se presenta un diagrama del clásico conector RS-232 (ISO 2110) de 25 patas.

La tabla 3 presentada a continuación nos muestra algunos de los circuitos de interfaz más usuales; indicándose cuales son señales de control y cuales de datos, así como la dirección de transferencia en la que se emplean, y la pata del conector ISO 2110 que usualmente tienen asignada.

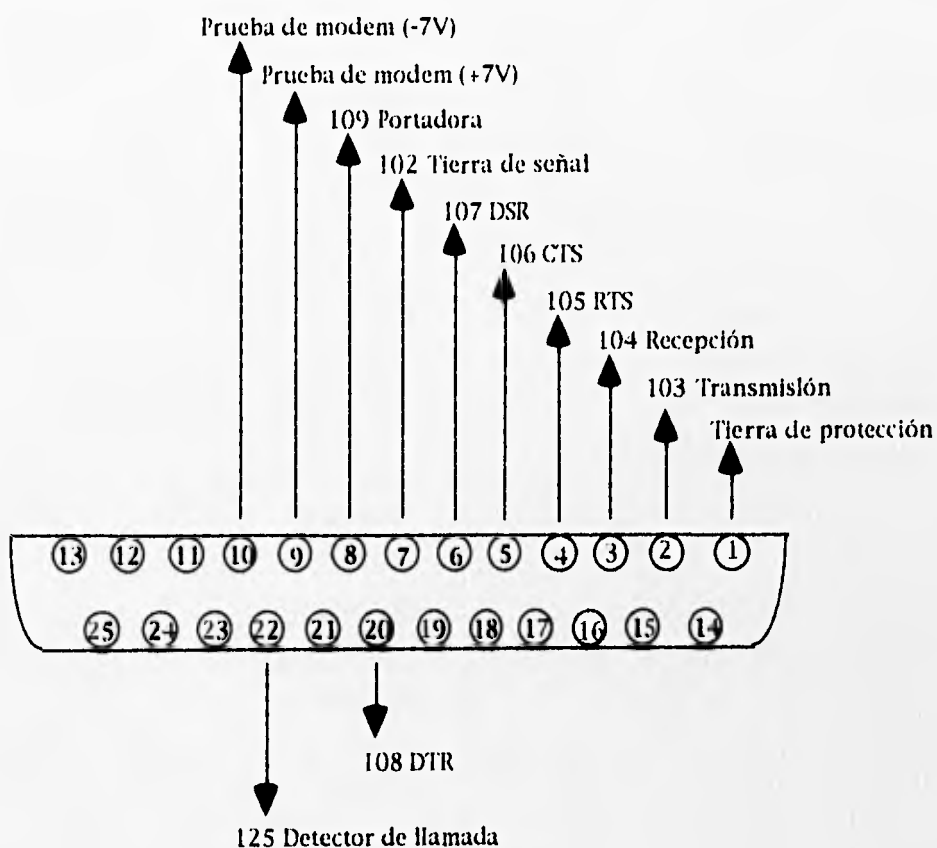


Figura 4.6 Conector utilizado para la interfaz RS-232.

Circuitos de interfaz DTCE-DTE (RS-232)							
Conector DB-25 # de pata	Designación CCITT	Nombre RS-232	Función	Datos		Control	
				hacia módem		hacia modem	
1	101	PGND	Tierra de protección				
2	103	TD	Transmisión de datos		X		
3	104	RD	Recepción de datos	X			
4	105	RTS	Petición de transmisión				X
5	106	CTS	Listo para transmisión			X	
6	107	DSR	Aparato de datos preparado			X	
7	102	GND	Tierra de salida				
8	109	DCD	Detector de señal			X	
20	108	DTR	Terminal de datos preparado				X
22	125	RI	Indicador de llamada			X	

Tabla 3.

4.4.4 Especificaciones eléctricas.

Las especificaciones eléctricas del interfaz RS-232 permiten transferir datos con una velocidad máxima de 20 Kbps, recomendándose que la longitud del cable del interfaz, no sobrepase los 15 metros. Como consecuencia, de la restricción de distancia impuesta por la interfaz RS-232, se emplean los modems que son dispositivos que conectan computadoras, terminales, controladores y otros equipos similares para las comunicaciones de datos sobre distancias relativamente limitadas. Tales como el interior de un edificio, el campus de una universidad o dentro de una misma ciudad. Los modems han sido diseñados para superar las limitaciones de las interfaces de comunicaciones de datos.

Así por ejemplo un modem a 2 hilos puede tener un alcance de 7.5 Km a 9.6 Kbps y otro a 4 hilos puede tener una distancia de 10 Km a 19.2 Kbps. Los dos ejemplos anteriores guardan una relación distancia-velocidad de transmisión respectivamente, esto debido a que a mayor distancia se sacrifica la velocidad de transmisión en Kbps; esta premisa es válida tanto para dos y cuatro hilos. La figura 4.7 muestra un circuito equivalente de los circuitos de enlace tipo V.24/V.28. Las características eléctricas de estos circuitos deben ser las siguientes:

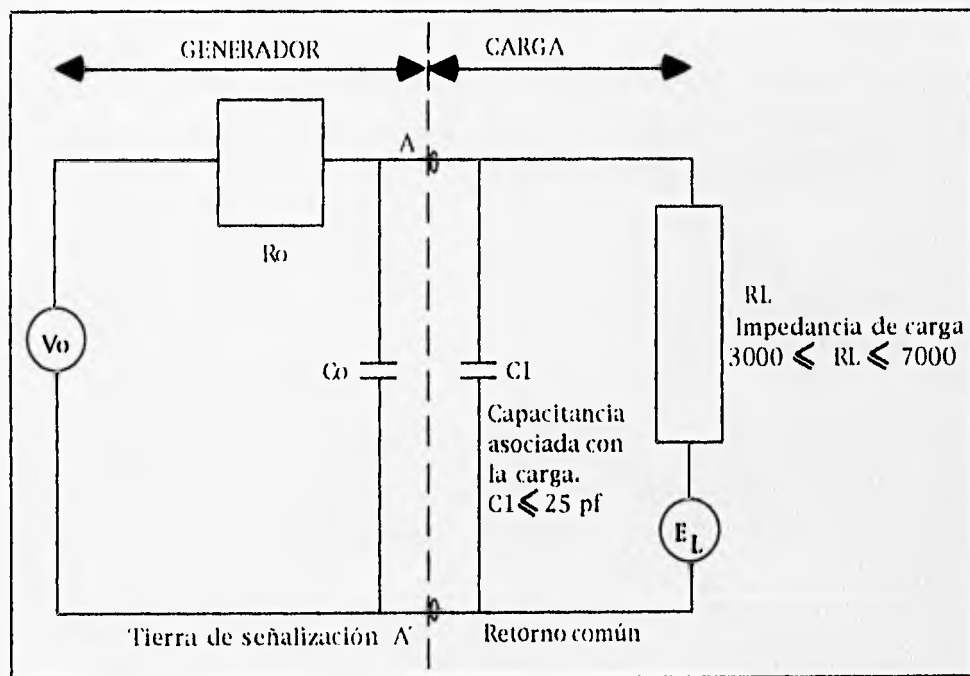


Figura 4.7 Circuito eléctrico equivalente para los circuitos de enlace tipo V.28.

- La impedancia del lado de la carga deben tener una resistencia R_0 de valor comprendido entre 3,000 y 7,000 ohms.
- La capacitancia en paralelo, asociada con la carga, no debe exceder de 25 pf. La componente reactiva no debe ser inductiva.
- La tensión puesta por el generador en el punto de demarcación A-A', debe ser como mínimo de 5 volts y como máximo de 15 volts, con polaridad negativa para un UNO lógico o un circuito ABIERTO y positiva para un 0 lógico o un circuito CERRADO.
- El receptor debe funcionar adecuadamente cuando detecte una tensión de entrada de 3 volts, de la polaridad correspondiente al nivel lógico o al estado del circuito.
- La tensión que el receptor ponga en la línea de enlace, no debe de exceder de 2 volts, con cualquier polaridad.

4.4.5 Interfaz X.20

La interfaz X.20 es un interfaz asíncrono. La especificación funcional de este interfaz aparece en la recomendación X.20 del CCITT. Básicamente el interfaz X.20 realiza sus funciones utilizando tres circuitos que son:

- G Tierra de Señal.
- T Transmisión.
- R Recepción.

Las especificaciones eléctricas de está interfaz pueden ser las mismas que se refirieron para la interfaz RS-232; es decir, las de la recomendación V.28. En la figura 4.8 se muestra el diagrama de estados de este interfaz.

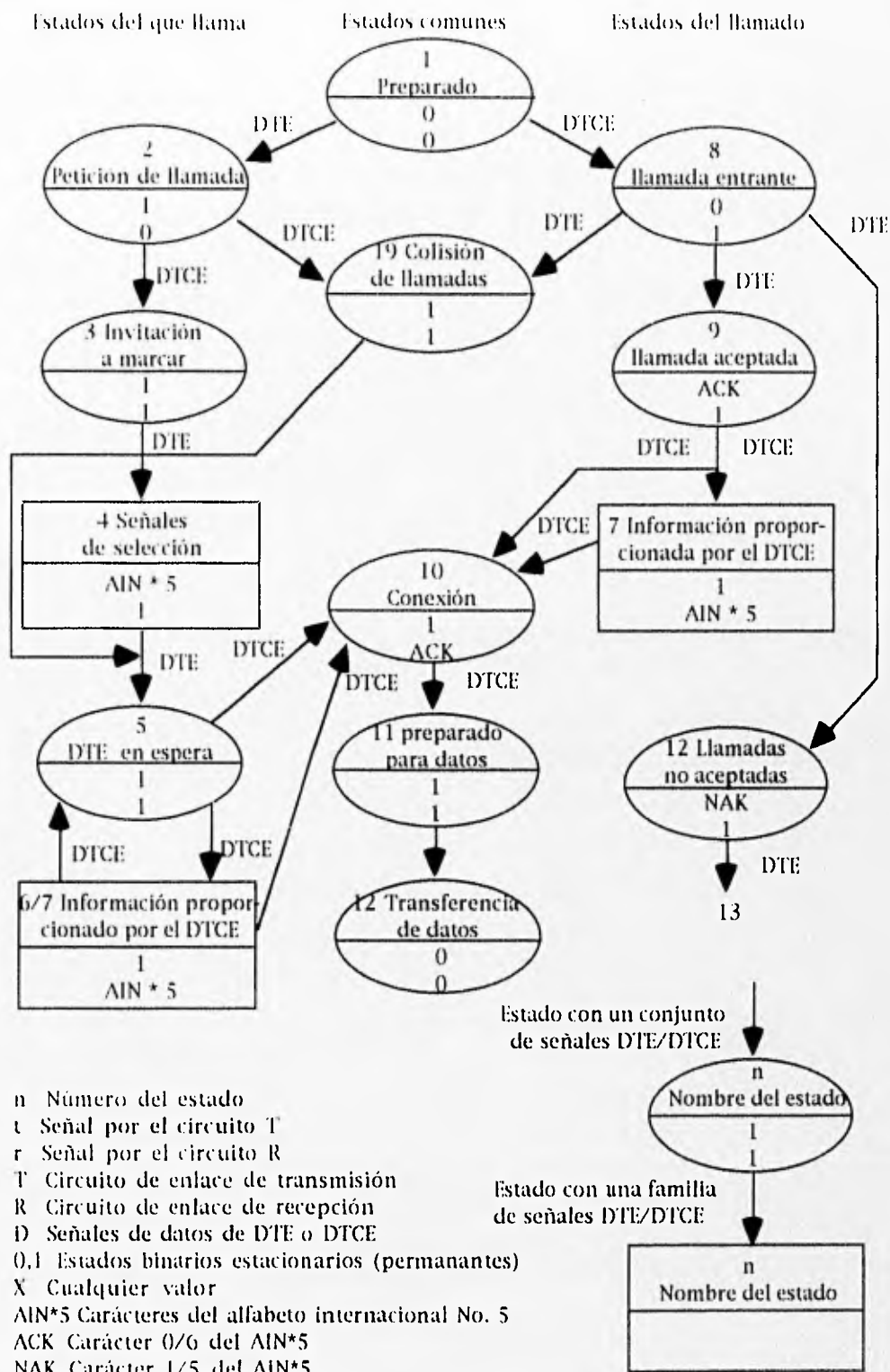


Figura 4.8. Diagrama de estados del interfaz X.20

4.4.6 Interfaz X.21

Este interfaz se recomendó como interfaz estándar para las redes públicas de transmisión de datos con conmutación de circuitos y también como el protocolo de nivel físico del interfaz X.25. Las redes de datos con conmutación de circuitos no tuvieron mucho éxito y sólo alguna red como la Red Nórdica adoptaron esta modalidad. No obstante, en algunas terminales conectables a la red de servicios integrados o conmutadores de voz y datos puede usarse este tipo de interfaz. Los circuitos de enlace que maneja este interfaz son los de la tabla 4.

La figura 4.9 ilustra el conector y sus pines respectivos del DB-15. Por otro lado, en la figura 4.10 se muestra esquemáticamente el interfaz X.21 y en la figura 4.11 su diagrama de estados.

Circuitos del interfaz X.21		
Circuito	Denominación	Función
G	Tierra de señal	Tierra de referencia
Ga	Retorno común	Tierra de referencia del DTE
T	Transmisión	Transmisión del DTE al DTCE
R	Recepción	Transmisión del DTCE al DTE
C	Control	Circuito para enviar señales de control del DTE al DTCE
I	Indicación	Circuito para enviar señales de control del DTCE al DTE
S	Señal de sincronía	Señal de sincronía de bit, proporcionada por el DTCE
B	Señal de sincronía	Señal de sincronía de octeto, proporcionada por DTCE

Tabla 4.

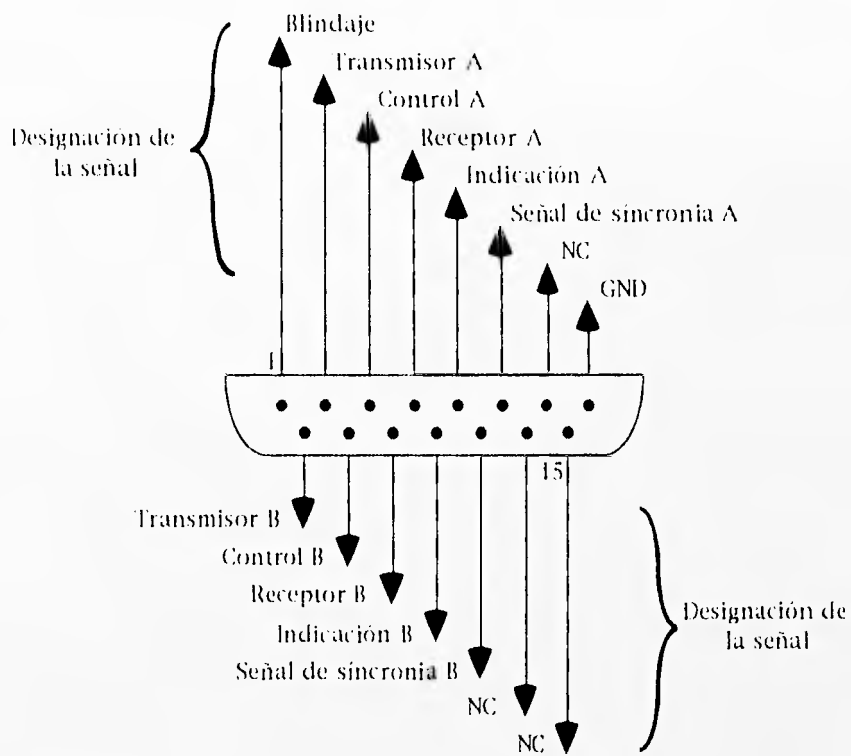


Figura 4.9. Conector DB-15.

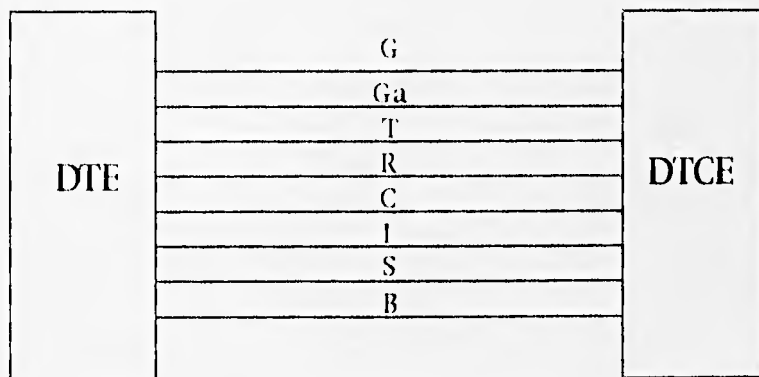


Figura 4.10. Circuitos de interfaz. Interfaz X.21.

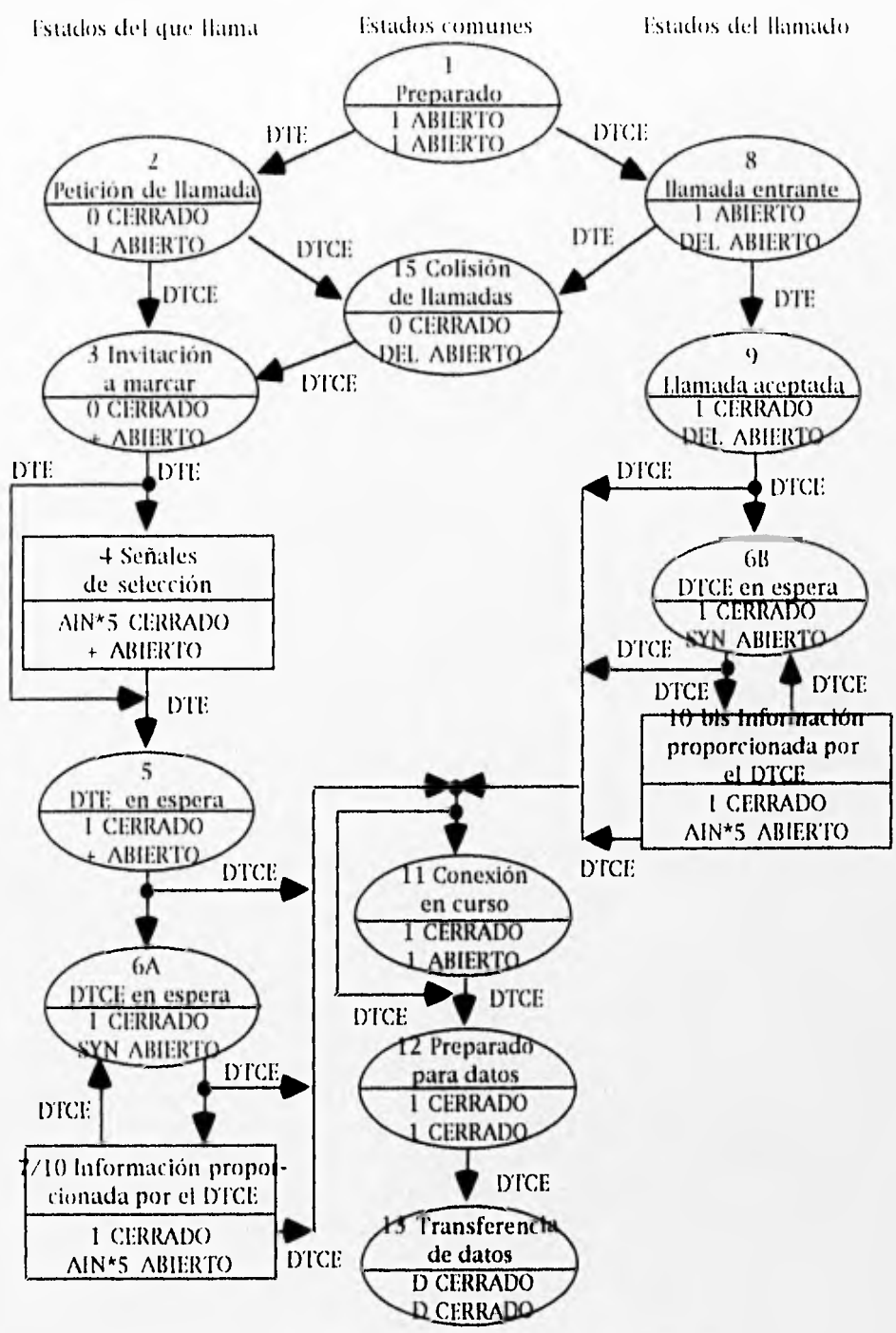


Figura 4.11. Diagrama de estados. Interfaz X.21.

4.4.7 Recomendaciones V.10/V.11; RS-449/RS-422

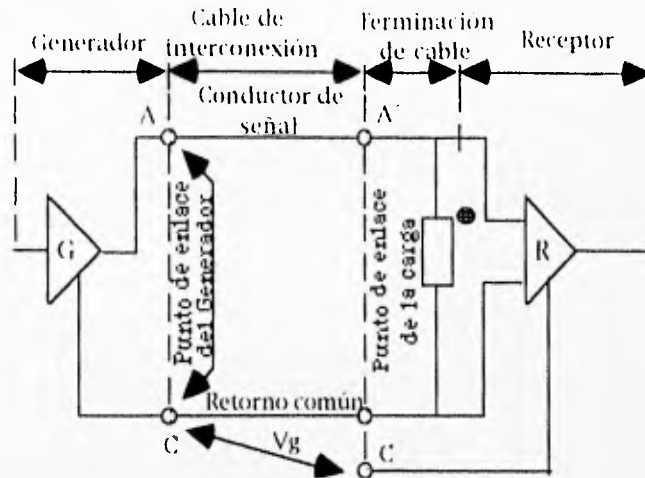
Los interfases RS-449/RS-422 o V.10/V.11 representan una opción para que puedan intercambiarse datos a mayor velocidad, en el acceso a una red X.25. A continuación describiremos a manera de ejemplo las características eléctricas del interfaz V.10 recomendado por el CCITT para circuitos desbalanceados. El interfaz V.11 se aplica a circuitos balanceados.

4.4.7.1 Características eléctricas de los circuitos de interfaz V.10

La recomendación V.10 (también llamada X.26) se aplica a circuitos desbalanceados implementados por medio de circuitos integrados, por medio de los cuales puede transmitirse a velocidades de hasta 100 Kbps. En términos generales, el funcionamiento de estos circuitos de interfaz es el siguiente:

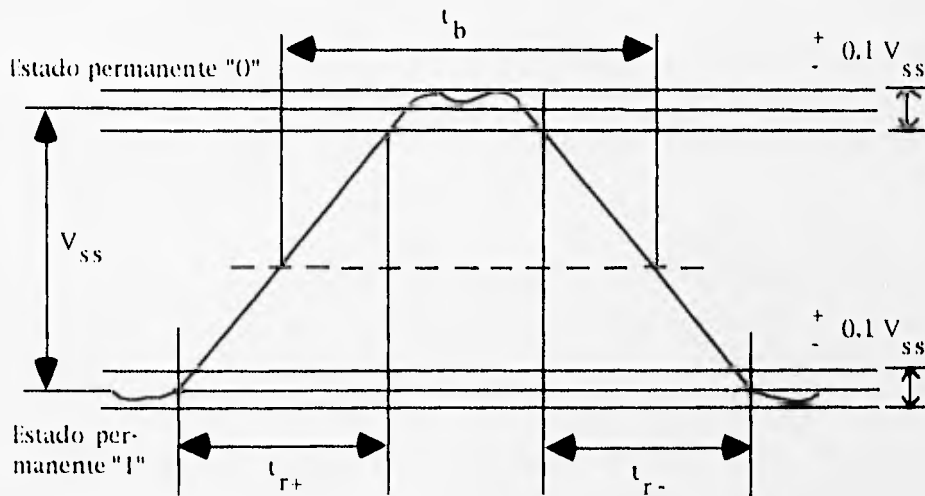
- Los estados lógicos del generador se definen en función de la tensión entre los puntos A y C de la figura 4.12. Cuando se transmite un 0 o el estado lógico CERRADO, el punto A debe ser positivo respecto al punto C. Cuando se transmite un 1 o el estado lógico ABIERTO, A debe ser negativa respecto a C. El valor a circuito abierto de esta tensión es de $4 < |V| < 6V$.
- La impedancia dinámica a la salida del generador debe ser menor o igual a 50 ohms.
- El receptor debe funcionar adecuadamente con una diferencia de tensión entre los puntos A' y B' mayor de 300mV, asumiendo el estado binario correspondiente a la polaridad detectada.

En la figura 4.13 se muestran los requisitos de los tiempos de subida y bajada, respecto a la duración de los pulsos de información.



V_g = Diferencia de potencial entre tierras ● Esta resistencia de terminación se utiliza con cables coaxiales

Figura 4.12. Diagrama eléctrico equivalente de los circuitos de interfaz tipo V.10 (X.26).



t_b Duración nominal del elemento de señal.

100 μs t_r 300 μs , para t_b 1 ms

0.1 t_b t_r 0.3 t_b para t_b 1 ms

Figura 4.13. Diagrama de tiempos para los circuitos de interfaz V.10 (X.26).

4.5 Nivel de enlace.

Dentro de la jerarquía de protocolos de OSI, se tiene el protocolo de nivel de enlace conocido como protocolo de enlace, protocolo de línea, procedimiento de control de línea, etc. El objetivo principal del nivel de enlace o trama es la corrección de los errores introducidos en el medio de comunicación lo cual implica un incremento en la confiabilidad en la transferencia de la información.

En la mayoría de las redes de datos la técnica de corrección se realiza con base en retransmisiones; no obstante, también existen códigos, los cuales permiten que la corrección se realice automáticamente por medio de los bits de redundancia que introduce el código. El protocolo de nivel de enlace consta de tres fases: establecimiento, transferencia de información y liberación. La definición del protocolo tiene dos aspectos que son la sintaxis y la semántica. Desde el punto de vista de la sintaxis los protocolos de este nivel se clasifican en:

- Orientados a caracteres. Por ejemplo el protocolo BSC de IBM que utilizan el código ASCII.
- Orientados a bits. En este caso tenemos diversos ejemplos, entre los cuales se encuentran:

HDLC de ISO	(International Standardization Organization).
SDLC	de IBM
ADCCP de ANSI	(American National Standards Institute)
X.25 Nivel 2	del CCITT
BOLD	de NCR
BDLC	de BURROUGHS
CDCCP	de CDC
LAPD	RDSI

Las funciones principales que se logran a través de la sintaxis o formato de la trama son:

- **Sincronía a nivel de trama.** Esta función permite separar la trama en el flujo de bits.
- **Sincronía a nivel de campo.** Con esta función se separan los distintos campos de que consta la trama. Por ejemplo: información, dirección, secuencia de verificación de no errores en la trama, control, etc.
- **Transparencia.** Un protocolo es transparente cuando en su campo de información se puede transmitir cualquier secuencia de bits, sin importar la forma en que dichos bits, estén codificados.

Por otro lado, la semántica de los protocolos de nivel de enlace, entre otras determina las siguientes funciones:

4.5.1 Fase de establecimiento.

- **Salutación.** Contempla el intercambio de tramas de control que tienen por objeto establecer o arrancar la operación del canal lógico.
- **Control de línea.** Normalmente a través de un campo de control y otro de dirección, se tiene la posibilidad de multiplexar un canal de transmisión, lo cual permite disponer de transmisión en las dos direcciones (Semiduplex), líneas multipunto, etc.
- **Direccionamiento.** Para poder establecer una conexión en una línea multipunto se debe contar con un campo de dirección, el cual indica a quién está dirigida una trama, y con esto poder multiplexarse el canal para lograr la línea multipunto.
- **Control de procedimiento.** Los errores de procedimiento no deben provocar problemas insalvables. La especificación del protocolo debe contemplar

mecanismos de recuperación para fallas en la secuencia del protocolo, Uno de estos es el procedimiento de re arranque.

4.5.2 Fase de transferencia de datos.

- **Control de flujo.** Permite sincronizar los procesos de los dos DTE's intercomunicándose de acuerdo a la velocidad de procesamiento de cada uno de ellos.
- **Control de Secuencia.** Permite detectar errores por fallas de transmisión que provocan la pérdida total de una trama. Normalmente se lleva a cabo por medio de números de control de secuencia de las tramas recibidas y transmitidas.
- **Control de prioridad.** Permite transmitir tramas de prioridad mayor, con el objeto de que sean procesadas con mayor prioridad, ya sea por dispositivos de control del enlace, o por sistemas operativos de los DTE's. En X.25 esta función se realiza en el nivel de paquetes, en redes locales se puede requerir en el nivel de enlace.
- **Segmentación de mensajes.** En algunos casos conviene segmentar los mensajes con el propósito de obtener mejor confiabilidad respecto a la detección de errores y/o un mayor caudal o capacidad de transmisión de información del sistema "throughput".
- **Control de errores.** El control de errores se lleva a cabo agregando redundancia a la información de la trama. Hay diversas técnicas las más comunes son:

Códigos VRC (Códigos de Redundancia Vertical).

También conocido como método de bit de paridad. Con este esquema el transmisor agrega un bit adicional, es decir, cada carácter lleva un bit de paridad (par o impar). El bit de paridad esta en función de los bits contenidos en el carácter a ser transmitido. Por lo tanto, en la recepción de cada carácter,

el receptor puede llevar a cabo una función similar en el carácter recibido y comparar el resultado con el carácter recibido. Si son iguales, no supone un error, pero si son diferentes, entonces se supone que ha ocurrido un error en la transmisión.

Al computar el bit de paridad de un carácter si este resulta en un número impar entonces el bit de paridad es 1, por el contrario si es par es un 0 (puede ser en forma contraria, como lo muestra la compuerta inversora de la figura 4.14(c). Esto resulta de la operación módulo 2 (operación con compuertas OR-exclusivas). La figura 4.14 muestra en la parte (d) que el método de bit de paridad solamente detectará el error de un bit particular y que dos errores de bit pasarán sin ser detectados. La circuitería utilizada para computar el bit de paridad de cada carácter comprende un conjunto de compuertas OR-exclusivas conectadas como se muestran en la parte (c).

La compuerta X-OR es también conocida como un sumador módulo 2 ya que, como muestra la figura de la tabla 4.14(b), la salida de la operación con OR-exclusivas entre dos dígitos binarios es similar a la adición de dos dígitos sin el bit de acarreo. El par menos significativo de bits son los primeros en ser introducidos en la compuerta X-OR juntos, y la salida es introducida con el siguiente bit más significativo, y así sucesivamente. La salida de la compuerta final es el bit de paridad requerido que es cargado dentro del registro transmisor antes de la transmisión del carácter.

De forma similar en la recepción se vuelve a computar el bit de paridad comparadoló con el bit de paridad recibido. Si es diferente, indica que se ha detectado un error en la transmisión.

Del Ejemplo: consideremos el carácter "C" compuesto de los bits b7-b1 en la secuencia:

p b7 b6 b5 b4 b3 b2 b1 b0

donde : de b7 hasta b1 es el carácter
y b0 es el bit de paridad.

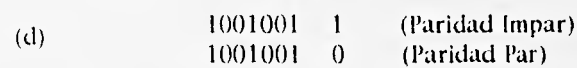
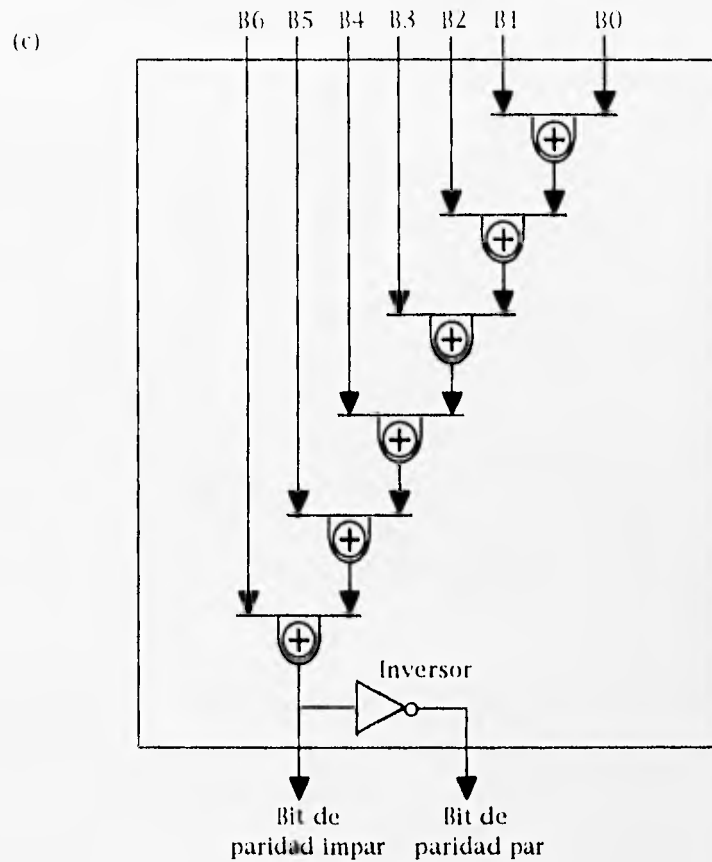
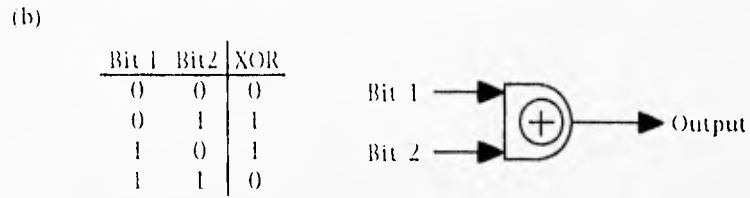
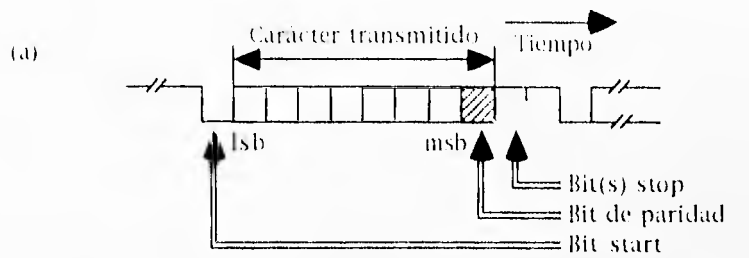


Figura 4.14 Método del bit de paridad: (a) Posición dentro del carácter; (b) símbolo y tabla de verdad de la compuerta X-OR; (c) circuito generador del bit de paridad; (d) dos ejemplos.

1; si el número de 1's en "C" es impar.

$p =$

0; si el número de 1's en "C" es par.

Esto equivale a:

$$p = b_7 + b_6 + b_5 + b_4 + b_3 + b_2 + b_1 + d_0$$

donde: $d_0 =$ paridad ($P = 0$ ó 1)

Codigos LRC (Códigos de Redundancia longitudinal).

Cada n caracteres se agrega un carácter de redundancia, de acuerdo a la paridad de los conjuntos de bits formados por los bits i de los n caracteres referidos. Véase la figura 4.15. Cuando un bloque de caracteres esta siendo transmitido, hay una probabilidad incrementada que un carácter (y por lo tanto el bloque) contenga un error de bit (porcentaje de error de bloque). Por tanto cuando los bloques de caracteres estan siendo transmitidos, una extensión de la capacidad para detectar el error por el uso de un único bit de paridad por carácter, puede ser conseguido usando un conjunto adicional de bits de paridad computada del bloque completo de caracteres en la trama. Con este método cada carácter en la trama es asignado con un bit de paridad (paridad transversal ó paridad de fila). Como consecuencia, un bit extra es computado para cada posición de bit (paridad longitudinal ó de columna) en la trama completa.

El conjunto de bits de paridad para cada columna es relacionado como el carácter verificador de bloque total. Un ejemplo se muestra en la figura 4.16 el cual utiliza paridad par de los bits de paridad de hilera ó transversal y una paridad impar para los bits de paridad de columna. Lo que conlleva a los caracteres "imprimibles" (verificadores) de contenido de la trama. Puede deducirse de este ejemplo, que aunque dos errores de bit en un carácter escapará del control de paridad de hilera estos serían detectados por el correspondiente control verificador de paridad de columna impar. Esto es verdad, por supuesto, sólo si no ocurren dos errores de bit en la misma columna al mismo tiempo. Por supuesto, la probabilidad de este suceso será

mucho menor que la probabilidad de dos errores de bit en un sólo carácter. Por lo tanto, el uso de un verificador de bloque total significativamente mejorará las propiedades de detección de error del esquema.

$$p \quad b_7 \ b_6 \ b_5 \ b_4 \ b_3 \ b_2 \ b_1 \ b_0$$

$$C_1$$

$$C_2$$

$$C_3$$

•

•

•

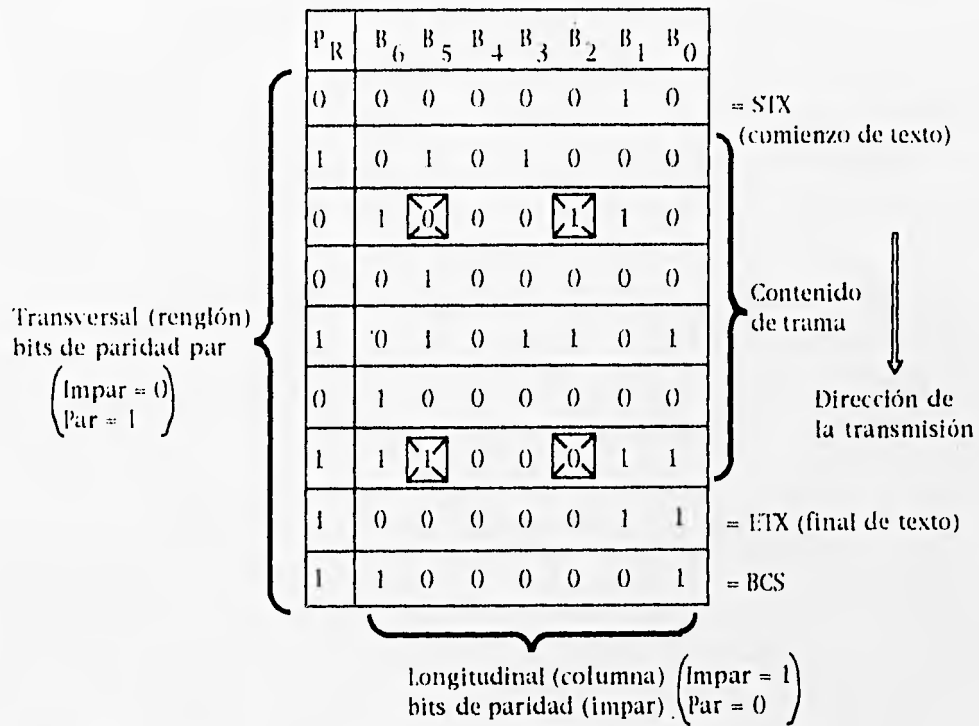
$$C_n$$

$$SVB$$

$$SVB_i = C_{1i} + C_{2i} + C_{3i} + \dots + C_{ni}$$

SVB = Secuencia de Verificación de Bloque

Figura. 4.15 Códigos de redundancia longitudinal.



⊠ Ejemplo de una combinación de error no detectado.

Figura 4.16. Ejemplo de un verificador de bloque total.

Códigos cíclicos polinomiales.

En este tipo de códigos de verificación de no errores, la información a proteger se somete a un algoritmo que usualmente consiste en multiplicarla por una potencia de 2 (usualmente 2^{16}), luego dividirla en una secuencia binaria llamada polinomio generador y se transmite el residuo como secuencia de verificación de trama conjuntamente con la información protegida y demás elementos de la trama. Los tres métodos descritos se aplican con la técnica de corrección por repetición (ARQ). Los dos primeros se han aplicado en los protocolos orientados a caracteres; el tercero se ha aplicado en los tres tipos de protocolos.

Los dos esquemas anteriores son muy convenientes en aplicaciones en donde errores de un único bit aleatorio están presentes. Sin embargo, cuando una ráfaga de errores está presente, un método más preciso debe ser utilizado. Una ráfaga de error comienza y finaliza con bits erróneos, aunque los bits intermedios puedan o no estar alterados. De este modo una ráfaga de errores es definido como el número de bits entre dos bits erróneos sucesivos, incluyendo los dos bits incorrectos. Además para determinar la longitud de una ráfaga de error del último bit erróneo, en una ráfaga, y el primer bit erróneo en la siguiente ráfaga debe estar separado por B o más bits correctos, donde B es la longitud de la ráfaga de error.

El ejemplo indica dos diferentes longitudes de ráfaga de error el cual se muestra en la figura 4.17. Nótese que el primer y tercer error de bit podría no ser utilizado para definir una única ráfaga de error de 11 bits ya que un error ocurre dentro de los próximos 11 bits.

El verificador de paridad o su derivado de bloque total no proporcionan un esquema de detección confiable en contra de ráfagas de error. En tales casos, la alternativa más general está basada en el uso de un código polinomial. Los códigos polinomiales son utilizados por esquemas de transmisión por trama. Un conjunto particular de dígitos de verificación es generado (computado) por cada trama transmitida basado en el contenido de la trama y es colocado por el transmisor al final de la trama. El receptor posteriormente lleva a cabo una computación similar en la trama completa (y en los dígitos de verificación). Si

no ha existido un error, un resultado conocido debe ser siempre obtenido; si una respuesta diferente es encontrada, es indicativo de un error.

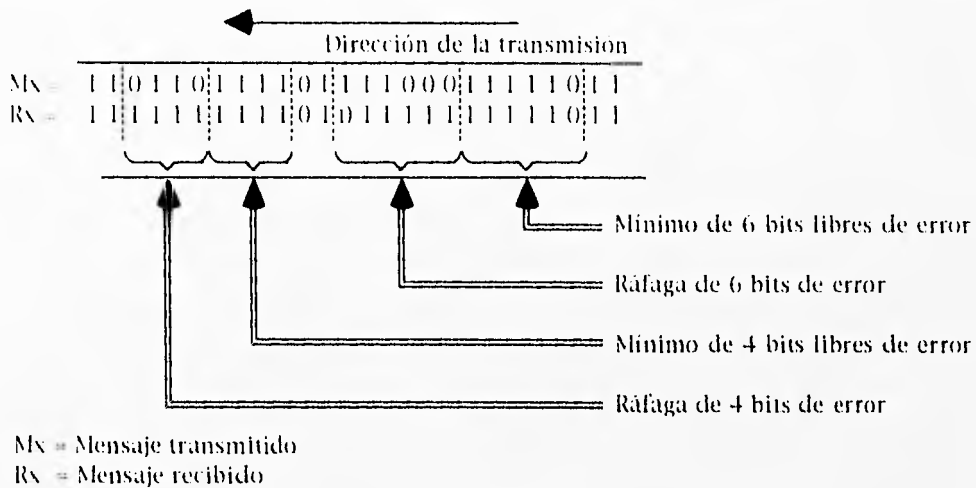


Figura 4.17. Ejemplo de ráfagas de error.

El número de dígitos de verificación por trama es seleccionado para adaptarse anticipadamente al tipo de error, aunque 16 y 32 bits son los más comunes. Los dígitos de verificación computados son denominados como dígitos de secuencia de verificación de trama, SVT (FCS de las siglas en inglés Frame Check Sequence) ó verificación de redundancia cíclica VRC (CRC Cyclic Redundancy Check). El método empleado módulo 2 aritmético. Permite:

- M = Un número bit-k (El mensaje a ser transmitido)
- R = Un número bit-n tal que k es mayor que n (El residuo)
- G = Un número bit (n-1) (El divisor o generador)

Entonces sí:

$$(M \times 2^n)/G = (Q+R)/G, \text{ donde } Q \text{ es el cociente}$$

$$(M \times 2^n + R)/G = Q, \text{ asumiendo módulo aritmético}$$

Este resultado puede ser fácilmente confirmado sustituyendo la expresión $(M \times 2^n) / G$ dentro de la última ecuación, obteniendo:

$$(M \times 2^n + R)/G = Q + R/G + R/G$$

Donde se observa en la ecuación que el resultado es igual a Q ya que un número sumado a sí mismo módulo-2 resultará en cero, es decir, el residuo es cero.

Al explotar esto, el contenido de la trama completa M junto con un conjunto de ceros igual en número al número de dígitos FCS, para ser generados son divididos en módulo-2 por un segundo número binario G (que es equivalente a multiplicar el mensaje por 2^n donde n es el número de dígitos FCS) el polinomio generador contiene un mayor número de dígitos que el FCS. La operación de división es equivalente al conseguido por la operación OR-exclusiva, bit por bit la trama es procesada en paralelo.

El residuo R es luego el FCS que es transmitido al final de los dígitos de información, similarmente, en la recepción, el flujo de bits recibidos incluyendo los dígitos FCS son de nuevo dividido por el mismo polinomio generador, es decir, $(M \times 2^n + R)/G$ y si un error no está presente el residuo es todo cero. No obstante si el residuo no es cero existe un error.

En el siguiente ejemplo una serie de tramas de mensajes de 8 bits es transmitido a través de un enlace de datos usando un CRC para detección de error. Un polinomio generador 11001 es empleado para ilustrar lo siguiente:

- El proceso de generación FCS.
- El proceso de verificación de FCS.

La generación del FCS del mensaje 11100110 es mostrado en la figura 4.16. Primero 4 ceros son agregados al mensaje, que es equivalente a multiplicar el mensaje por 2^4 , donde el FCS será de 4 bits. Este es luego dividido (módulo-2) por el polinomio generador (número binario). La operación de división módulo-2 es equivalente al realizado por la operación OR-exclusiva bit a bit en paralelo en el que cada bit del dividendo es procesado. También con módulo-2 aritmético una división puede llevarse a cabo en cada residuo parcial a condición de que los dos números sean de la misma longitud, es decir, los bits más significativos son ambos 1's. La magnitud relativa de ambos números nos

es considerada. El resultado un residuo de 4 bits (0110) es el FCS, el cual es añadido al final del mensaje original que es transmitido, el cociente no es utilizado.

En el receptor la secuencia completa de bits recibidos es dividido por el mismo polinomio generador como el utilizado en el transmisor.

Dos ejemplos son ilustrados en la figura 4.18(b). En el primero se asume que nos existe error por lo que el residuo es cero, el cociente de nuevo no es utilizado. En el segundo, sin embargo una ráfaga de error de 4 bits al final de la secuencia de bits es transmitido (se asume). Por consiguiente, el residuo resultante no es cero, indicando que ha ocurrido un error en la transmisión.

La elección del polinomio generador es importante ya que determina el tipo de error que es detectado.

Un polinomio generador de R bits detectará:

- Todos los errores de bits aislados.
- Todos los errores de bits dobles.
- Todos los errores de bits de numeros pares.
- Todos las ráfagas de errores menor que R.
- Ráfagas de errores mayores o iguales a R.

Las opciones normalizadas para representar un polinomio generador se determinan por las posiciones que guardan los 1's con respecto a las X's. Algunos ejemplos de CRC's utilizados en la práctica son:

$$\text{CRC-16} = X^{16} + X^{15} + X^2 + 1$$

$$\text{CRC - CCITT} = X^{16} + X^{12} + X^5 + 1$$

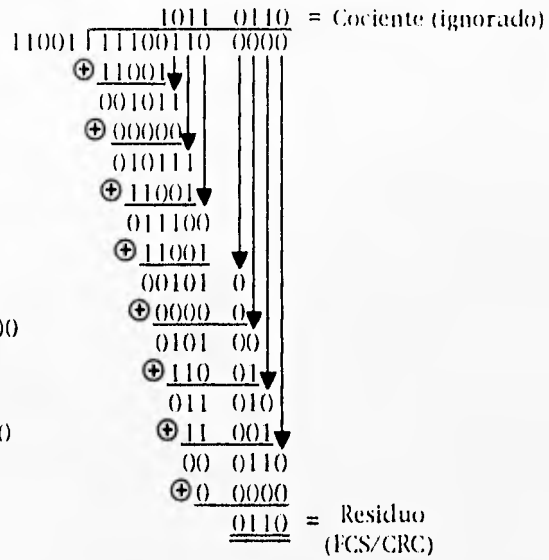
$$\text{CRC-32} = X^{32} + X^{26} + X^{23} + X^{16} + X^{12} + X^{11} + X^{10} + X^8 + X^7 + X^5 + X^4 + X^2 + X + 1$$

Donde CRC-16 es equivalente en forma binaria a :

1 1000 0000 0000 0101

(a)

Contenido de la trama: 11100110
 Con ceros agregados: 11100110 0000
 Polinomio generador: 11001
 Trama transmitida: 11100110 0110



(b)

Residuo = 0: No hay errores

Residuo ≠ 0: Error detectado

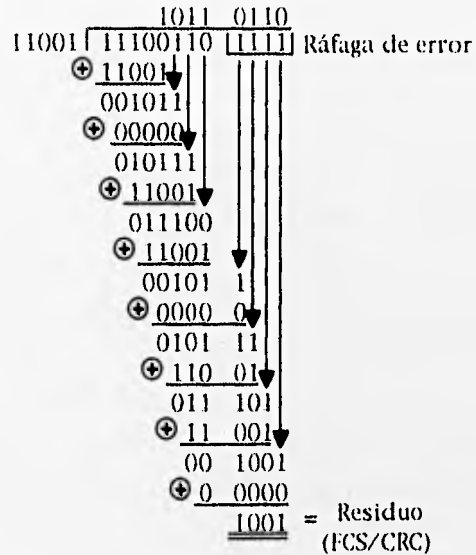
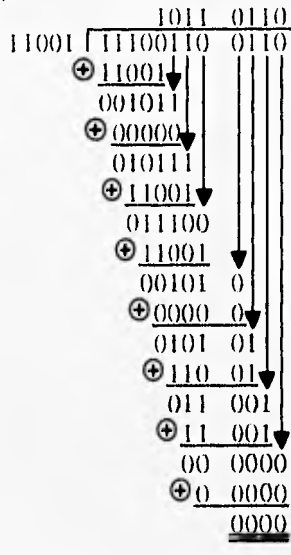


Figura 4.18. Ejemplo del CRC.

Con tal polinomio generador 16 ceros deberán agregarse al contenido de la trama antes de la generación del FCS. Este deberá ser entonces el residuo de 16 bits. Esto detectará todas las ráfagas de errores menores de 16 bits y ráfagas

mayores o iguales a 16 bits. CRC-16 y CRC-CCITT son ambas usadas muy ampliamente con redes de area amplia, mientras que CRC-32 es empleado más en redes de area local

- **Control de procedimiento.** También en esta fase se deben proveer métodos para la recuperación, en casos de fallas de secuencia en el transcurrir del protocolo.

4.5.3 Fase de liberación.

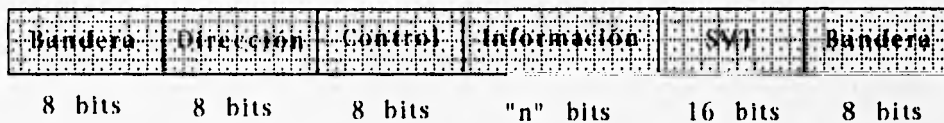
- **Liberación del enlace.** El enlace debe poder liberarse desde cualquier estado, en cualquiera de las fases del protocolo.
- **Control de procedimiento.** Como en los dos fases anteriores, se requiere controlar la secuencia de las tramas intercambiadas y en caso de ocurrir errores, el sistema debe ser capaz de recuperarse de los errores. Las temporizaciones son algunos de los elementos con que se cuenta para detectar fallas en la secuencia del protocolo.

La especificación precisa de un protocolo depende de las aplicaciones para las cuales va a estar destinado. No obstante, podemos decir que el protocolo X.25 tiene mucha aplicación y aunque constantemente surgen nuevos productos y nuevas necesidades, es posible afirmar que X.25 sigue siendo importante y seguirá empleandose intensamente.

El nivel de enlace de X.25, es un subconjunto del HDLC recomendado por la ISO. Se comenzara por describir los formatos de las tramas y después se describira los procedimientos para el establecimiento del enlace, intercambio de información, etc.

4.5.4 Formato de la trama X.25.

En la figura 4.19 se muestra el formato de la trama en el nivel de enlace de HDLC y X.25. Como puede apreciarse, la trama se inicia y termina con una bandera, además contiene los campos de dirección, control, información y secuencia de verificación de trama. El orden en que se transmiten los datos, en los diferentes campos es el que se muestra en la siguiente trama, de izquierda a derecha; De esta forma el primer campo en salir es la bandera, el segundo es el campo de dirección, continuado por el campo de verificación del campo de dirección. El tercer campo es el de control, que a su vez es seguido inmediatamente por el campo de verificación del campo de control. Así el cuarto campo transmitido es el campo de información que a su vez es seguido por el campo de secuencia de verificación del campo de información. Finalmente es transmitida la bandera.



**Figura 4.14. Formato de la trama. Nivel de enlace.
Protocolo X.25.**

Las direcciones y los códigos en el campo de control se transmiten con el bit menos significativo (bit 0) en primer término. El orden de los bits en el campo de información es el que determine el protocolo de nivel superior (nivel de transporte) que hace uso de HDLC, la secuencia de verificación de trama se transmite comenzando con el bit más significativo.

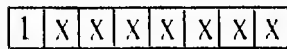
4.5.4.1 Bandera.

La secuencia 01111110, sirve para sincronizar la trama y es denominada la bandera. Todas las tramas deben comenzar y terminar con una bandera. Para evitar confusión se hace uso del bit stuffing como se mencionó en el punto 1.4.2.

4.5.4.2 Campo de Dirección.

Este campo tiene un significado importante en el caso de HDLC, aplicado a una línea multipunto. Identifica a la terminal a la cual se le está enviando la trama, puede ser de 8 bits (normal) o de 16 bits (extendido), observese la figura 4.20. Con el formato normal se puede disponer de hasta 128 direcciones y por lo tanto, en un mismo enlace puede haber una configuración multipunto con hasta 128 terminales. Con el formato extendido, el número crece a 32768 direcciones. En X.25, sólo se contempla el formato normal y no se contempla la configuración en línea multipunto.

Formato Normal



$$2^7 = 128 \text{ Direcciones}$$

Formato Extendido

$$2^8 = 32768 \text{ Direcciones}$$

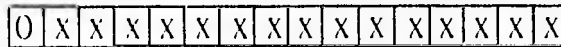


Figura 4.20. Formato de campo de dirección normal y extendido. Trama en el nivel de enlace. Protocolo X.25 y protocolo HDLC.

- **Direcciones.**

En X.25 LAP y LAPB, los comandos dirigidos del DTCE al DTE, deben llevar la dirección A, lo mismo que las respuestas dirigidas del DTE al DTCE. Por su parte, los comandos DTE-DTCE y las respuestas DTCE-DTE, deben de llevar la dirección B. Las direcciones A y B, son las siguientes:

Dirección	1	2	3	4	5	6	7	8
A	1	1	0	0	0	0	0	0
B	1	0	0	0	0	0	0	0

El DTCE y el DTE, descartan cualquier trama con la dirección incorrecta.

- **Secuencia de verificación de trama.**

Esta secuencia contiene el código que permite detectar si existen errores de transmisión en el envío de una trama. El cálculo de la secuencia de verificación de trama esta asociado con el contenido de los campos de dirección, control e información de la trama. Decimos que la SVT protege a estos campos contra los posibles errores de transmisión que pudieran introducirse. Para obtener este código se procede de la siguiente manera:

- Se divide (módulo 2) el producto $x^k(x^{15}+x^{14}+x^{13}+\dots+x^2+1)$ entre el polinomio generador $x^{16}+x^{12}+x^5+1$.
 en donde k es el número de bits contenido en la trama, incluyendo los campos de dirección, control e información (excluyendo los bits de relleno).
 Ver la figura 4.21.
- Se divide (módulo 2) el producto x^{16} (contenido de los k bits de la trama) entre el polinomio generador $x^{16}+x^{12}+x^5+1$.

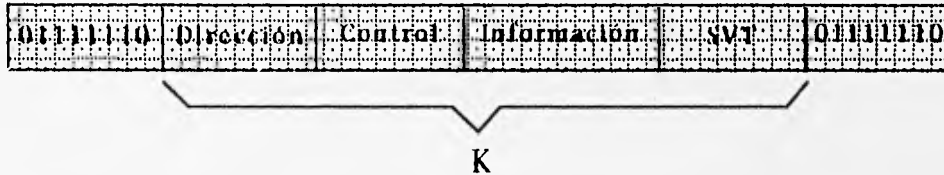


Figura 4.21. Bits bajo control de errores. Trama de nivel de enlace.

- Se suman (módulo 2) los residuos obtenidos en los puntos 1 y 2 de esta lista.
- La secuencia de verificación de trama (SVT), es el complemento a 1 de la suma obtenida en el inciso c), x^{15} se transmite en primer término.

4.5.4.3 Campo de control.

Este campo contiene los números de secuencia de trama y determina el tipo de trama que se está utilizando. Hay tres tipos de tramas que se están utilizando:

Trama I : para transferencia de información

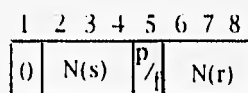
Trama S : de supervisión

Trama U : no numerada

- **Trama I.**

Este tipo de trama se utiliza para enviar la información del usuario o los paquetes de datos de los niveles superiores de los protocolos de comunicación, a través del enlace de comunicación de datos. En la figura 4.22 se muestra el formato de campo de control de este tipo de trama. En dicha figura $N(s)$ es el número de secuencia de la trama que se está transmitiendo y $N(r)$ es número de secuencia de la próxima trama que se espera recibir. El número de secuencia $N(r)$ indica que las tramas anteriores a la "r" se han recibido correctamente, y por lo tanto, constituye una forma de acuse de recibo.

Con la ayuda de los números de secuencia se construye el mecanismo de ventana de transmisión. El tamaño de ventana de transmisión es el número máximo de tramas que se transmiten, sin esperar a recibir el correspondiente acuse de recibo de cada trama. Con el formato de la figura 4.22 el tamaño máximo de ventana es de 8; no obstante, HDLC también tiene previsto un formato del campo de control extendido, para cuando se requiere una ventana de transmisión más grande véase la figura 4.25. El bit 5 del campo de control, es el bit de invitación a emitir o de finalización; el uso de este bit se explica junto con los distintos procedimientos en que interviene.



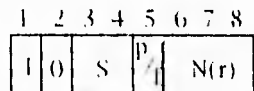
La próxima trama por recibir tiene número de secuencia $N(r)$

Figura 4.22. Campo de control de la trama I para transferencia de información.

- **Trama S.**

Este tipo de trama se utiliza para dar acuses de recibo negativos y positivos y para ejercer control sobre el flujo de datos. En la figura 4.23 se muestra el formato del campo de control para este tipo de trama. $N(r)$ y P/F tienen la misma

función que en la trama I. Por su parte S indica la función de control que se está ejerciendo. En HDLC hay cuatro posibilidades como se indica en la figura 4.23. La recomendación X.25 solo especifica las tres primeras.



La proxima trama por recibir tiene número de secuencia N(r)

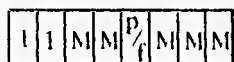
S FUNCION

- 00 Listo para recibir (RR)
- 10 No listo para recibir (RNR)
- 01 Solicitud de retransmisión (REI)

Figura 4.23 Campo de control de la trama S de supervisión.

• **Trama U.**

La trama U no numerada, se utiliza para establecer y liberar los enlaces, y para indicar que se detectaron errores en la secuencia del protocolo. La trama U no cuenta con un campo de número de secuencia. Los cinco bits marcados con la M en la figura 4.24, permiten contar con 32 diferentes comandos y/o respuestas, sin embargo, solo están normalizados 7. Los comandos y/o respuestas definidos por el CCITT se muestran en la figura 4.24 (SNRM no está contemplado en X.25).



M= Bits de identificación de los comandos o respuestas

1	2	3	4	5	6	7	8
1	1	1	1	p	0	0	0
1	1	1	1	f	0	0	0
1	1	1	1	p	1	0	0
1	1	0	0	p	0	1	0
1	1	0	0	f	1	1	0
1	1	1	0	f	0	0	1

SIGNIFICADO
Paso al modo de respuesta asíncrona (SARM)
Modo desconectado (DM)
Paso al modo asíncrono balanceado (SABM)
Desconexión (DISC)
Acuse de recibo no numerado (UA)
Rechazo de comando (CMDZ)

Figura 4.24. Campo de control de la trama U no numerada.

- **Formatos extendidos.**

En HDLC se tienen previstos formatos extendidos para las tres modalidades de campo de control que se han mencionado con referencia a los distintos tipos de trama. En la figura 4.25, a continuación, se muestran estos formatos extendidos. El CCITT recientemente ha adoptado estos formatos extendidos.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	
I	0	N(s)= 2 ⁷							p/f	N(r)= 2 ⁷							
S	1	0	S	S	X	X	X	X	p/f	N(r)= 2 ⁷							
U	1	1	M	M	U	M	M	M	p/f	X	X	X	X	X	X	X	

Figura 4.25. Campos de control, trama con formatos extendidos.

4.5.4.4 Campo de información

Este campo sólo se presenta en las tramas tipo I y está conformado por la información del usuario. En este campo pueden ir los paquetes de datos de los niveles superiores de protocolo. La información transmitida en este campo es totalmente transparente y no existe restricción alguna en lo relativo a la codificación de los bits o al agrupamiento de los mismos. En algunas implementaciones se asigna una longitud definida al campo de información, los tamaños comunes van de 32 a 2048 octetos (bytes).

- **Condiciones de error.**

En las tramas del nivel de enlace pueden identificarse los siguientes tipos de error:

Error en el número de secuencia N(s).

Error en la secuencia de verificación de trama SVT.

Error en el formato de la trama.

- **Error en el número de secuencia.**

Hay error en el número de secuencia, cuando se recibe una trama cuyo número de secuencia N(s), no corresponde con el número de secuencia de la siguiente trama que se espera recibir. Cuando esto ocurre, el secundario (proceso receptor) descarta la trama y no acusa recibo. Al detectar un error en el número de secuencia, el DTE, o el DTCE, envían al otro, la trama de solicitud de retransmisión (REJ), en la cual indica la última trama l recibida correctamente.

Cuando se transmite una sola trama, o con la última trama por transmitir, si dichas tramas se pierden, por un mal funcionamiento en el canal, este evento no puede detectarse en el secundario como un error en el número de secuencia. Por tal motivo, si el primario (proceso transmisor) no recibe acuse de recibo, dentro de un lapso de temporización definido, retransmite la trama correspondiente.

- **Error en la secuencia de verificación de trama.**

Al arribar una trama, se verifica que el valor de SVT esta de acuerdo con los bits a proteger. Si se detecta un error, la trama correspondiente se descarta, y no se envía acuse de recibo.

- **Error en el formato de la trama.**

Las tramas no delimitadas correctamente por dos banderas, que tienen menos de 32 bits entre banderas, o que tienen 7 o más unos consecutivos, son tramas no válidas que se descartan en la misma forma que las tramas en las cuales se detectan errores en la SVT.

- **Errores en los procedimientos del protocolo.**

También pueden ocurrir fallas o errores por mal funcionamiento interno en el DTE o DTCE, errores de implementación en el protocolo, o errores introducidos por el canal que no hayan podido detectarse por medio de la SVT. Por ejemplo puede transmitirse un comando o respuesta que no correspondan con lo que debió haberse enviado. Cuando esto ocurre, se dice que se cae en la condición de rechazo y la terminal correspondiente (DTE o DTCE) transmite la respuesta

rechazo de instrucción (CMDR) o rechazo de trama (FRMR). Después de esto, no se admiten nuevas tramas I, hasta que se reinicializa la conexión.

4.5.5 Procedimientos de establecimiento y liberación del enlace.

4.5.5.1 Procedimientos de acceso.

En esta sección se describen los procedimientos que se siguen para establecer y liberar un enlace y para llevar a cabo el intercambio de información a través de él. El CCITT en su recomendación X.25 define dos conjuntos de procedimientos para ejercer estas funciones en el enlace de la línea usuario-red: LAP (Link Access Protocol) y LAPB (Link Access Protocol Balanced). LAPB se recomendó posteriormente a LAP y constituye lo que se ha dado en llamar un protocolo balanceado. En esta sección solo describiremos estos procedimientos.

HDLC define además el procedimiento para establecer enlaces en el modo normal; o sea, con una estación primaria que controla siempre el enlace y estaciones secundarias que responden únicamente a las invitaciones de la estación primaria. Sin embargo, este procedimiento no se describe aquí con amplitud, porque se considera que en el futuro será poco usual.

- **Definición de las estaciones.**

En todo enlace hay una estación primaria y una o varias estaciones secundarias o tributarias. La estación primaria es responsable de organizar el flujo y de controlar el manejo adecuado de la información en el enlace. Toda transmisión emana de ella o se dirige hacia ella. Las estaciones que comparten el enlace (por ejemplo, en una configuración multipunto) se designan como estaciones secundarias o tributarias. En la figura 4.26 se muestran varios tipos de enlaces que pueden tenerse con el protocolo HDLC. Las estaciones primarias envían a las secundarias *comandos de orden*, y las secundarias envían en el sentido inverso *respuestas*.

En la práctica, no hay restricción para que una estación secundaria se convierta en estación primaria, si dicha estación tiene la capacidad operacional

necesaria para hacerse cargo del control del enlace. De hecho, en el llamado modo balanceado que se contempla tanto en la recomendación X.25 (procedimiento LAPB), como en el protocolo HDLC, la estación que origina la llamada que es el DTE en la llamada saliente y el DTCE en la llamada entrante, se convierte en la estación primaria durante el procedimiento de establecimiento de la llamada virtual.

Igualmente, la estación que origina la liberación de la llamada se convierte en estación primaria, durante el procedimiento de liberación. En la fase de transferencia de la información el emisor de cada una de las estaciones (DTE y DTCE) constituye un primario y el receptor constituye el secundario, tal como se ilustra en la figura 4.27 ya que la transmisión en una dirección es lógicamente independiente de la transmisión en la dirección opuesta.

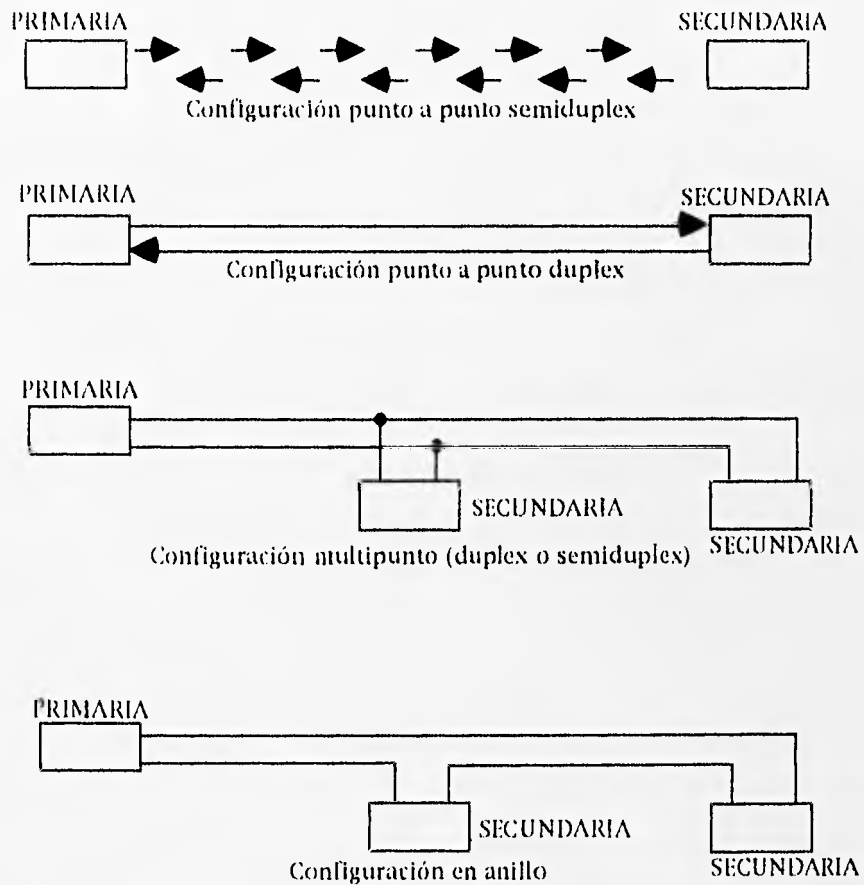
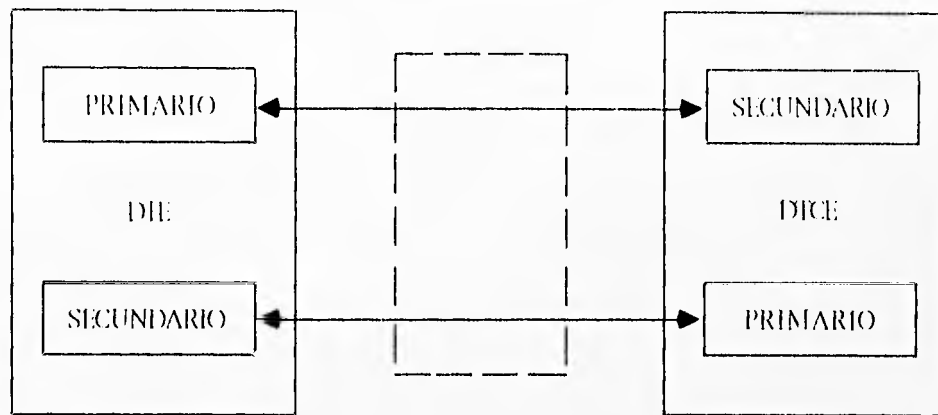


Figura 4.26. Tipos de enlaces de datos en HDLC.



**Figura 4.27. Estructura lógica del nivel de enlace.
Fase de transferencia de datos.**

4.5.5.2 Modos de operación.

HDLC contempla tres modos posibles de operación:

- Modo de respuesta normal (MRN)
- Modo de respuesta asíncrona (MRA)
- Modo de respuesta asíncrona balanceada (MAB)

El CCITT sólo ha adoptado los dos últimos. El modo de respuesta normal solo es aplicable al protocolo HDLC de la ISO. A continuación se describen estos tres modos de operación.

- **Modo de respuesta normal (MRN).**

Este modo se uso en los sistemas de tiempo compartido, en los cuales una computadora atiende a un número determinado de terminales. El diálogo en el enlace siempre es iniciado y controlado por la estación primaria que usualmente es la computadora central. Las estaciones secundarias que normalmente son las terminales, transmiten solamente en respuesta a las invitaciones de la estación primaria. La estación primaria hace la invitación, mandando el comando SNRM veáse la figura 4.26, con el bit P igual a uno (P=1).

- **Modo de respuesta asíncrono (MRA).**

En este caso tanto las estaciones secundarias como las primarias, pueden iniciar el diálogo y por lo tanto el intercambio de información, en forma autónoma. Es decir, no hay una estación que sea la que inicie siempre el diálogo como en el caso del modo de respuesta normal donde las estaciones secundarias sólo responden a propuestas de la estación primaria. Una estación inicia el diálogo mandando el comando SARM.

- **Modo de respuesta asíncrono balanceado (MAB).**

En este caso, las estaciones se pueden comportar como primarias o como secundarias. En un momento dado, una estación puede tomar la responsabilidad del control del enlace, y organizar todo el intercambio de información a través de él. La responsabilidad del control del enlace recae en todas las estaciones en el enlace, cualquiera de ellas puede tomar el control. Este es el caso de LAPB.

- **Procedimientos de conexión y desconexión del enlace.**

A continuación se describen los procedimientos LAP y LAPB por medio de un diagrama de transición de estados. Estos procedimientos corresponden, en términos generales a los modos síncrono y asíncrono balanceado contemplados por HDLC.

- **Fase de conexión en LAP.**

En el procedimiento LAP la fase de conexión se desarrolla en la siguiente forma:

- 1.- El DTCE indica que está preparado para establecer un enlace, transmitiendo banderas continuamente.
- 2.- El DTE pide el establecimiento del enlace enviando SARM.
- 3.- Al recibir SARM el DTCE responde enviando un UA.

- 4.- El DTCE, luego de recibir UA o si es él quién inicia el establecimiento del enlace, envía SARM y pone en marcha un temporizador T1.
- 5.- El DTE confirma la recepción de SARM enviando UA.
- 6.- Al recibir UA, el DTCE detiene el temporizador T1 y queda establecido el enlace. Luego puede iniciarse el intercambio de información en la fase de transferencia de datos.
- 7.- Si se completa el período correspondiente al temporizador T1, sin que el DTCE reciba UA, este retransmite SARM y vuelve a arrancar el temporizador. Este paso puede repetirse hasta N2 veces.

- **Fase de desconexión en LAP.**

La fase de desconexión puede ser iniciada por el DTE o por el DTCE, en la siguiente forma:

- 1.- Estándo en la fase de transferencia de datos, el DTE puede solicitar la desconexión del enlace, enviando la instrucción DISC.
- 2.- Al recibir DISC, el DTCE responde con UA, confirmando con esto que recibió la solicitud.
- 3.- Estándo en la misma fase de transferencia de datos, el DTCE puede solicitar la desconexión del enlace, enviando el comando DISC, a la vez que pone en marcha el temporizador T1.
- 4.- El DTE confirma la recepción de DISC, enviando UA.
- 5.- Al recibir UA, el DTCE detiene el temporizador.
- 6.- Si expira el plazo del temporizador T1, sin que el DTCE reciba UA, retransmite la instrucción DISC y vuelve a arrancar el temporizador T1. Este proceso puede repetirse hasta N2 veces.

7.- El DTCE no puede mandar una instrucción DISC, después de haber mandado la instrucción SARM, sin antes haber recibido la respuesta UA.

- **Fase de conexión en LAPB.**

Como se mencionó con anterioridad, LAPB es un protocolo balanceado, en el cual, tanto el DTE, como el DTCE, pueden iniciar el establecimiento del enlace. El procedimiento es el siguiente:

- 1.- En la figura 4.28 se muestra el diagrama de transición de estados correspondientes al procedimiento de conexión y desconexión del enlace LAPB.
- 2.- El DTCE indica que puede establecer un enlace, enviando banderas consecutivamente.
- 3.- Al recibir una instrucción SABM, el DTCE contesta con UA. En este momento queda establecido el enlace y se puede proceder a la transferencia de información.
- 4.- Si el DTCE desea iniciar un enlace, envía la instrucción SABM y pone en marcha el temporizador T1.
- 5.- El DTE responde con UA, al recibir SABM.
- 6.- Al recibir UA el DTCE detiene el temporizador T1, y puede iniciarse la fase de transferencia de información.
- 7.- Si expira la temporización T1 antes de que se reciba UA, el DTCE retransmite SABM y reanuda el temporizador T1. Este proceso puede repetirse hasta N2 veces.

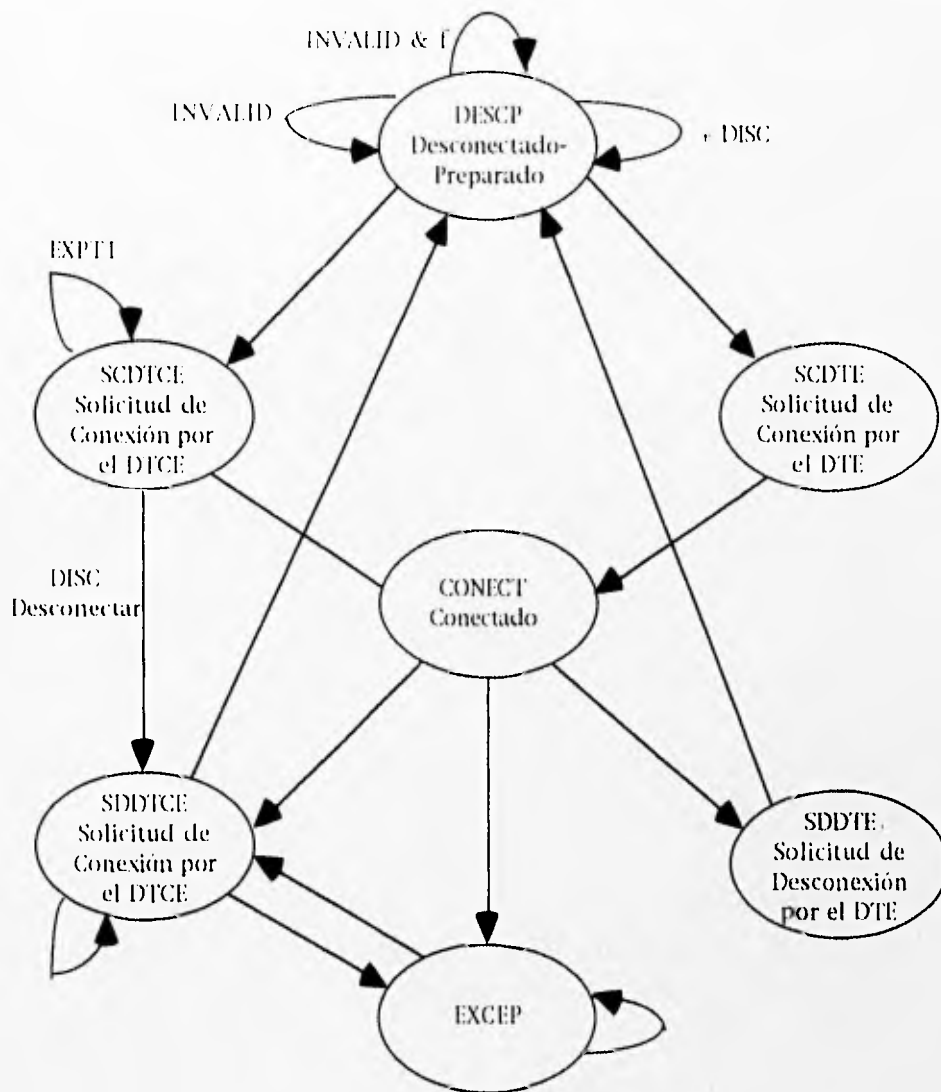


Figura 4.28 Diagrama de transiciones. Procedimiento de conexión y desconexión LAPB. Protocolo X.25. Nivel de enlace, a) para el DTCE.

- **Fase de desconexión en LAPB.**

Por lo que respecta la fase de desconexión, también puede iniciarla tanto el DTE, como el DTCE. Por otro lado, LAPB provee un procedimiento para cuando el interfaz se encuentra en el estado de desconectado, y por alguna causa el DTCE recibe comandos o respuestas erróneas, respecto a la secuencia que debe seguir el protocolo. Este procedimiento no lo contempla LAP. A continuación se describe este procedimiento:

- 1.- Estando en la fase de transferencia de información, el DTE puede solicitar desconexión, enviando la instrucción DISC al DTCE.
- 2.- El DTCE responde con UA y entonces, se pasa a la fase de desconectado
- 3.- Si es el DTCE el que estando en la fase de transferencia de datos, desea solicitar la desconexión, envía la instrucción DISC, y pone a funcionar el temporizador T1 .
- 4.- El DTE responde con UA, y pasa a la fase de desconectado.
- 5.- Al recibir UA, el DTCE detiene el temporizador y se pasa a la fase de desconectado.
- 6.- Si expira el plazo del temporizador T1, sin que el DTCE reciba UA, retransmite la instrucción DISC y vuelve a arrancar el temporizador T1. Este proceso puede repetirse hasta N2 veces.
- 7.- Estando en la fase de desconectado, el DTE o el DTCE, pueden iniciar el establecimiento de un nuevo enlace. Ahora bien, si el DTCE recibe una instrucción DISC, o una trama con el bit P=1, debe responder con la respuesta DM. Y si recibe cualquier otro tipo de trama, debe ignorarla.

4.5.6 Procedimientos de control del flujo de la información control de errores, etc.

- **Procedimiento de transferencia de información.**

Este procedimiento es aplicable tanto a LAP como a LAPB. A continuación se describe la forma en que operan el emisor (primario) y el receptor (secundario). Debe tenerse en cuenta que tendremos un emisor (primario) en el DTE otro en el DTCE, asimismo tenemos un receptor (secundario) en cada uno de los dos equipos (DTE y DTCE). Obsérvese la figura 4.27.

- **Operación del emisor (primario).**

1.- Mecanismo de ventana. Cuando el DTCE o el DTE tienen una trama que enviar, deben transmitirla con un número de secuencia $N(s)$ que toman de una variable llamada variable de estado $V(s)$, y con el número de la siguiente trama por recibir $N(r)$ que toman de su variable llamada variable de estado $V(r)$. Al transmitirla, deben aumentarse el valor de $V(s)$ en una unidad. Si el temporizador $T1$ no está en marcha, debe arrancarse. Si $V(s) - V(r) = k$, donde k es el tamaño de la ventana de transmisión, no debe transmitirse ninguna nueva trama, sin embargo, pueden hacerse retransmisiones, si este es el caso. Al arrancarse el enlace lógico, las variables referidas deben ser inicializadas.

La figura 4.29 muestra el mecanismo de ventana cuando se usan contadores de secuencia módulo 8. Con los contadores módulo 8, el tamaño máximo de ventana que se recomienda es de 4.

- 2.- Si el DTCE está en el estado de ocupado puede transmitir tramas I , siempre y cuando, el DTE no esté en el mismo estado de ocupado.
- 3.- Si el DTCE está en la condición de rechazo, después de detectar un error de procedimiento, en LAP puede transmitir tramas I , pero en LAPB no.
- 4.- Al expirar el tiempo del temporizador $T1$, se retransmiten las tramas, para las cuales aún no se tiene acuse de recibo, empezando con la más antigua.

Este procedimiento se puede repetir hasta $N2$ veces, después de lo cual se debe recurrir a un proceso de reinicialización del enlace.

- 5.- Cuando el DTCE o el DTE reciben una respuesta REJ, deben poner su variable $V(s)$ igual al $N(r)$ indicado en el campo de control de la respuesta REJ y luego debe retransmitir a partir de la trama I correspondiente. Si al recibir REJ se estaba transmitiendo una trama S o U, se completará dicha transmisión, pero si se intentaba mandar una trama I se anula dicha retransmisión y se comienza a retransmitir desde la trama indicada por REJ. Si la trama REJ recibida tiene el bit $P/F=1$ se envía una respuesta RR o RNR, con el bit $P/F=1$, antes de iniciar el proceso de retransmisión.

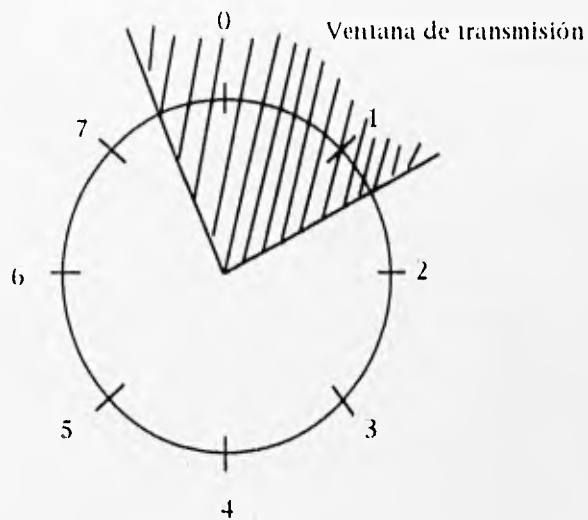


Figura 4.29. Mecanismo de ventana.

- **Operación del receptor (secundario).**

- 1.- Si el DTCE o el DTE no está en estado de ocupado y reciben una trama con la SVT correcta y con $N(s)$ igual a su valor $V(r)$, entonces acepta el campo de información e incrementa en uno el valor de $V(r)$.
- 2.- Después de recibir una trama I, si el DTE o el DTCE tienen una trama I para enviar, aprovechan esa trama para dar acuse de recibo de la llegada

correcta de la trama anterior, esta técnica se conoce como "técnica de acuse de recibo montado". Esto se hace poniendo el valor de $N(r)$ en la trama que se va a enviar, igual a $V(r)$. Si no tienen trama para enviar, deben transmitir la respuesta RR con su $N(r)=V(r)$.

- 3.- Cuando el DTCE o el DTE están en un estado de ocupado hace caso omiso del campo de información de la trama I recibida.
- 4.- Cuando la SVT de la trama recibida es incorrecta o se trata de una trama no válida, dicha trama se descarta.
- 5.- Cuando se recibe una trama I con $N(s) \neq V(r)$ se descarta el campo de información y se envía una respuesta REJ, con su $N(r)$ igual a $V(r)$. Sin embargo los valores de $N(r)$ y del bit P/F de esta trama recibida con su número de secuencia $N(s)$ incorrecto, deben tomarse en cuenta para propósitos de acuse de recibo y de secuencia de protocolo.
- 6.- Cuando en DTCE o el DTE reciben una trama I o S correctas, en el estado de ocupado o de secuencia normal deben considerar el contenido de $N(r)$ como un acuse de recibo de todas las tramas transmitidas con números de secuencia iguales o menores que el $N(r)$ de la trama recibida. Al recibir este acuse de recibo, para el valor de $N(r)$ mayor que el último $N(r)$ recibido, se reanuda el temporizador T1.
- 7.- Para pasar al estado de ocupado, el DTE o el DTCE transmiten una trama RNR.
- 8.- En el estado de ocupado se aceptan las tramas S, y si se recibe una trama S o I con $P/F=1$, se responde con $P/F=1$.
- 9.- Para salir del estado de ocupado, se transmite una trama REJ, o una trama RR, con $N(r)=V(r)$.
- 10.- Después de recibir una trama RNR, el DTCE, o el DTE, pueden transmitir la trama I con número de secuencia igual al, $N(r)$ de la trama RNR recibida.

Si expira el temporizador, sin que se haya recibido acuse de recibo, ya no se retransmite, sino hasta que se reciba una trama RR, o una trama REJ.

11.- En la figura 4.25 se muestra el diagrama de transiciones del procedimiento de transferencia de información.

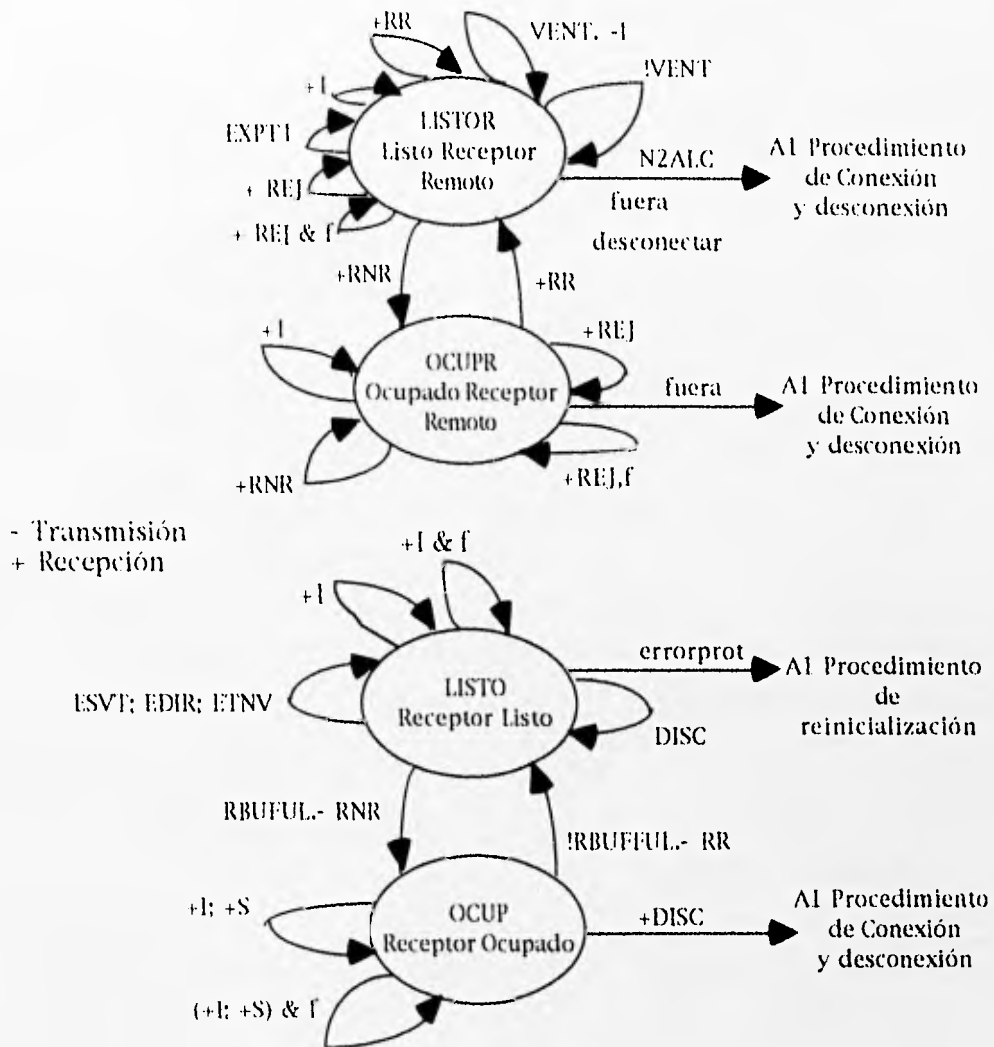


Figura 4.30. Diagrama de transiciones. Procedimiento de transferencia de información LAPB. Protocolo X.25.

Nivel de enlace. a) Para el emisor (primario),

b) Para el receptor (secundario).

4.5.7 Procedimiento de recuperación.

- **Procedimiento de reinicialización.**

El procedimiento de reinicialización sólo es aplicable en la fase de transferencia de información. Se utiliza para recuperación del sistema en caso de errores en los procedimientos del protocolo. El procedimiento no es el mismo en LAP y en LAPB. Primeramente se describe el procedimiento aplicable a LAP.

- **Procedimiento de reinicialización en LAP.**

Tanto el DTE, como el DTCE pueden solicitar que se inicie este procedimiento. El procedimiento se hace necesario cuando el interfaz está en el modo de transferencia de datos, y el DTE o el DTCE, detectan un error en los procedimientos del protocolo, con lo cual envían las respuestas CMDR. Después del envío de la respuesta CMDR, el interfaz pasa al estado de rechazo y para salir de él debe iniciarse el proceso de reinicialización. El procedimiento se efectúa en la forma siguiente:

1.- El DTCE envía la instrucción CMDR, en alguna de las siguientes condiciones:

- El tipo de trama no corresponde con ninguna de las tramas utilizadas.
- El campo de información no es válido.
- El $N(r)$ contenido en el campo de control no es válido; $N(r)$ debe caer entre el valor $N(s)$ de la trama más antigua pendiente de acuse de recibo y el valor de $V(s)$.
- La respuesta contiene el bit F puesto a uno.

2.- El DTE envía CMDR, en condiciones análogas a las del párrafo anterior.

- 3.- Al transmitir CMDR, el DTCE pasa a la condición de rechazo, y permanece en ella hasta recibir una instrucción SARM o DISC. En tanto no la reciba, el DTCE rechaza cualquier otra instrucción, recibida en esta condición de rechazo. Al recibir una respuesta CMDR, procedente del DTE, el DTCE debe reiniciar la transmisión de información, en la forma mencionada en los párrafos siguientes. El DTE funciona de manera análoga.
- 4.- El DTE solicita reinicialización enviando, la instrucción SARM. El DTCE responde, UA y pone a cero a su variable de estado $V(r)$.
- 5.- El DTCE solicita la reinicialización, enviando la instrucción SARM, a la vez que pone en marcha el temporizador T1. El DTE responde con UA. Al recibir UA, el DTCE pone a cero $V(s)$, y detiene el temporizador. Si expira la temporización, sin que el DTE haya respondido, el DTCE retransmite SARM y reanuda el temporizador. Este proceso puede repetirse hasta N2 veces.
- 6.- Cuando se reciba cualquier otra trama, antes de la trama UA esperada, se debe hacer caso omiso de dicha trama y de sus números de secuencia $N(r)$.

- **Procedimiento de reinicialización en LAPB.**

También en este caso, tanto el DTE, como el DTCE pueden solicitar que se inicie este procedimiento. El Procedimiento se hace necesario cuando el interfaz está en el estado de transferencia de datos, y el DTE o el DTCE, detectan un error en los procedimientos del protocolo, con lo cual envían la respuesta FRMR. Después del envío de la respuesta FRMR, el interfaz pasa al estado de rechazo y para salir de él, debe iniciarse el proceso de reinicialización. El procedimiento se efectúa de la forma siguiente:

- 1.- Cuando el DTCE recibe una trama en cualquiera de las siguientes condiciones:
 - La trama es desconocida.
 - El campo de información no es válido,

- El N(r) contenido en el campo de control no es válido,
 - inicia el procedimiento de reinicialización, enviando una trama FRMR. Luego de lo cual pasa a la condición de rechazo y no sale de ella, hasta recibir una instrucción SABM o DISC, o una respuesta DM. Cualquier otra instrucción que se reciba durante la condición de rechazo, provocará que el DTCE retransmita FRMR, con el mismo campo de información transmitido originalmente.
- 2.- Al transmitir FRMR, el DTCE pone en marcha el temporizador T1. Si el intervalo de temporización expira antes de que se reciban SABM, DISC, o DM, el DTCE retransmite FRMR, y reanuda el temporizador.
 - 3.- El DTCE o el DTE, solicitan la reinicialización enviando la instrucción SABM. Y responden por medio de la trama UA, poniendo a la vez sus variables V(s) y V(r) en cero. Antes de iniciar el proceso de reinicialización, puede haberse llevado a cabo el proceso de desconexión, mediante el envío del comando DISC.
 - 4.- Cuando reciba una trama UA, o una respuesta no solicitada, con el bit F=1, el DTCE, puede pedir la reinicialización, enviando la instrucción DM. Luego de lo cual pasa al estado de desconectado.
 - 5.- En la figura 4.31 se muestra el diagrama de transición de estados correspondiente a este procedimiento de reinicialización, para el caso de LAPB, que es el procedimiento que tiende a ser aplicado en el futuro.

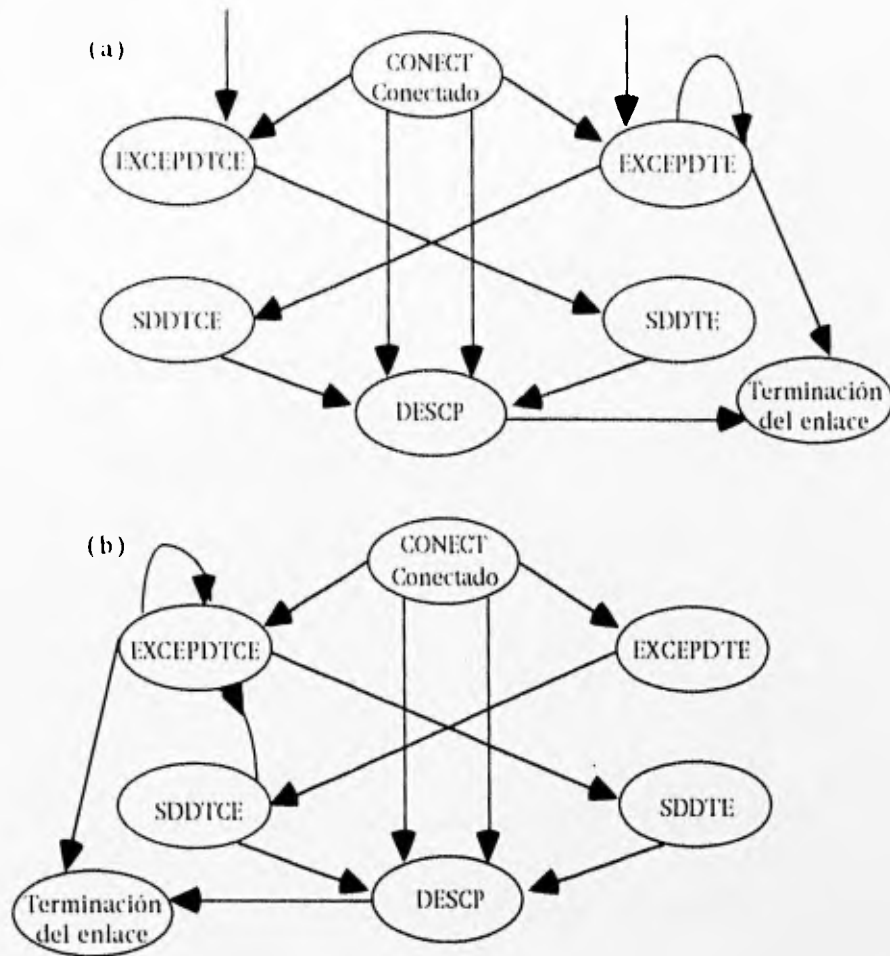


Figura 4.31. Diagrama de transición de estados. Procedimiento de reinicialización LAPB. Nivel de enlace. Protocolo X.25. a) Para el DTCE, b) Para el DTE.

4.5.8 Diferencias con otros protocolos de nivel de enlace (SDLC, LAPD).

SDLC, LAPD y otros protocolos de nivel de enlace tienen un gran parecido con LAP y LAPB. Varían ligeramente en algunos aspectos de los procedimientos, en la forma de implementar algunas funciones (por ejemplo el control de errores, en donde puede utilizarse un polinomio diferente), etc. No obstante, cualquier diferencia en sintaxis o semántica que tengan los protocolos provoca que no se pueda establecer el diálogo entre los equipos terminales de datos (computadoras).

4.6 Nivel de Red del protocolo X.25.

Como ya se mencionó X.25 describe los procedimientos para establecer y liberar enlaces y para intercambiar información a través de ellos. Se divide en tres niveles: físico, de enlace o trama y de paquetes o red.

El nivel de paquetes proporciona los mecanismos para establecer, mantener y liberar la comunicación entre usuarios a través de circuitos virtuales, o intercambiar información a través del servicio de selección rápida, y permite facilitar los distintos servicios de los cuales la red dispone, como pueden ser: llamada con dirección múltiple, grupo cerrado de usuarios, llamada por cobrar, redireccionamiento, etc.

4.6.1 Circuito virtual permanente, llamada virtual y datagrama.

El circuito virtual permanente es una asociación entre terminales a través de un canal lógico determinado, de manera tal, que estás terminales pueden intercambiar información permanentemente, en forma bidireccional. No se requiere en este caso, realizar el proceso para establecer el enlace cada ocasión que se desea intercambiar información, ni tampoco el proceso de liberación.

La llamada virtual es una conexión temporal entre terminales que se inicia cuando una de las terminales envía un paquete de petición de llamada a través de la red.

El datagrama constituye el envío de un mensaje de una terminal a otra, en forma unidireccional e independiente. En la recomendación de 1984 del CCITT (libro rojo) se eliminó todo lo correspondiente a este servicio de la recomendación X.25

4.6.2 Paquetes (Estructura y Codificación).

Los paquetes del nivel de red deben ubicarse en el campo de información de la trama del nivel de enlace. Esto puede observarse en la figura 4.32.

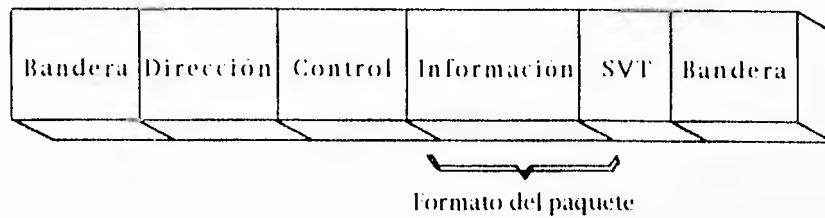


Figura 4.32. Ubicación del paquete en la trama del nivel de enlace.

4.6.3 Formato general del paquete X.25.

La figura 4.33 muestra la estructura básica del formato del paquete X.25. Todos los paquetes deben de tener por los menos tres octetos, los cuales constan de un identificador general de formato (4 bits), un identificador de canal lógico (12 bits) y un identificador del tipo de paquetes (8bits). En la figura 4.33, se muestran estos tres octetos y una secuencia de octetos indefinidos; la definición de dichos octetos, depende de cada tipo particular de paquete. Cada tipo de paquete puede tener diversos campos, según sea necesario. En este punto se describirán los diversos campos que constituyen cada paquete.

	8	7	6	5	4	3	2	1
1	Identificador General de Formato				Número			
2	de Canal Lógico							
3	Identificador de Tipo de Paquete							
4								
5								
•								
•								
•								
•								

Figura 4.33. Formato general de los paquetes. Protocolo X.25 nivel de red.

4.6.3.1 Canal lógico.

El campo de identificación el canal lógico, permite disponer de hasta 4096 diferentes canales lógicos, a través del mismo enlace. Esto da la posibilidad, por ejemplo, de que una misma terminal de paquetes pueda establecer diversos circuitos virtuales, además de poder enviar paquetes de selección rápida, a través del mismo interfaz.

4.6.3.2 Identificador general de formato (IGF) e Identificador de tipo de paquete (ITP).

Los campos de identificador general de formato y de identificador de tipo de paquete, permiten disponer de una enorme cantidad de diferentes tipos de paquetes; sin embargo, en la práctica los necesarios se han restringido a una cantidad menor de 20.

Cada tipo de paquete tiene una cierta relación con los servicios previstos por la recomendación X.25. La tabla de la figura 4.34, relaciona los diferentes tipos de paquetes con los servicios contemplados por la recomendación X.25. Por su parte, de la figura 4.35 muestra la codificación del identificador general de formato (IGF). Tómese nota de que los paquetes que corresponden a una misma fase o procedimiento del protocolo, tienen el mismo IGF, pero es diferente para los dos tipos de ventana disponibles. La codificación del identificador de tipo de paquete (tercer octeto del paquete) aparece en la tabla de la figura 4.36.

En los siguientes párrafos describiremos en términos generales los distintos tipos de paquetes definidos en X.25. Las codificaciones del IGF y del ITP para cada paquete, se presentan en cada esquema. Evidentemente son los mismos que se muestran en las tablas de las figuras 4.35 y 4.36. Cuando se hace uso de la facilidad de selección rápida se usan los llamados formatos ampliados que presentan algunas modificaciones en los paquetes, respecto a los usados en los servicios normales con circuitos virtuales. Estas diferencias se describen más adelante.

Tipo de Paquete		Servicio	
Del DTCE al DTE	Del DTE al DTCE	LLV	CVP
<i>Establecimiento y liberación de la comunicación</i>			
Llamada entrante	Petición de llamada	X	
Comunicación establecida	Llamada aceptada	X	
Indicación de liberación	Petición de liberación	X	
Confirmación de liberación por el DTCE	Confirmación de liberación por el DTE		
<i>Datos e interrupción</i>			
Datos del DTCE	Datos del DTE	X	X
Interrupción por el DTCE	Interrupción por el DTE	X	X
Confirmación de interrupción por el DTCE	Confirmación de interrupción por el DTE	X	X
<i>Control de flujo y reiniciación</i>			
RR del DTCE	RR del DTE	X	X
RNR del DTCE	RNR del DTE	X	X
	REJ del DTE (*)	X	X
Indicación de reiniciación	Petición de reiniciación		
Confirmación de reiniciación por el DTCE	Confirmación de reiniciación por el DTE		
<i>Rearranque</i>			
Indicación de rearmar	Petición de rearmar	X	X
Confirmación de rearmar por el DTCE	Confirmación de rearmar por el DTE	X	X
<i>Diagnóstico</i>			
Diagnóstico(*)		X	X
<i>Registro(*)</i>			
Confirmación de registro		X	X
	Petición de registro	X	X

(*) No está disponible necesariamente en todas las redes.

LLV Llamada virtual.

CVP Circuito virtual permanente.

Figura 4.34. Tipos de paquetes y su utilización en diversos servicios

Identificador General de Formato		Octeto 1			
		bits			
		8	7	6	5
Paquetes de establecimiento de la comunicación	Esquema de numeración secuencial módulo 8	0	X	0	1
	Esquema de numeración secuencial módulo 128	0	X	1	0
Paquetes de liberación , control de flujo, interrupción, reiniciación, rearranque, registro y diagnóstico	Esquema de numeración secuencial módulo 8	0	0	0	1
	Esquema de numeración secuencial módulo 128	0	0	1	0
Paquetes de datos	Esquema de numeración secuencial módulo 8	X	X	0	1
	Esquema de numeración secuencial módulo 128	X	X	1	0
Ampliación del identificador general de formato		0	0	1	1
Reservado para otras aplicaciones		*	*	0	0

Figura 4.35. Codificaciones del identificador general de formato.

TIPO DE PAQUETE		Octeto Bits							
Del DTCE al DTE	Del DTE al DTCE	8	7	6	5	4	3	2	1
<i>Establecimiento y liberación de la comunicación</i>									
Llamada entrante	Petición de llamada	0	0	0	0	1	0	1	1
Comunicación establecida	Llamada aceptada	0	0	0	0	1	1	1	1
Indicación de liberación	Petición de liberación	0	0	0	1	0	0	1	1
Confirmación de liberación por el DTCE	Confirmación de liberación por el DTE	0	0	0	1	0	1	1	1
<i>Datos e interrupción</i>									
Datos del DTCE	Datos del DTE	X	X	X	X	X	X	X	0
Interrupción por el DTCE	Interrupción por el DTE	0	0	1	0	0	0	1	1
Confirmación de interrupción por el DTCE	Confirmación de interrupción por el DTE	0	0	1	0	0	1	1	1
<i>Control de flujo y reiniciación</i>									
RR del DTCE (módulo 8)	RR del DTE (módulo 8)	X	X	X	0	0	0	0	1
RR del DTCE (módulo 128) ^{a)}	RR del DTE (módulo 128) ^{a)}	0	0	0	0	0	0	0	1
RNR del DTCE (módulo 8)	RNR del DTE (módulo 8)	X	X	X	0	0	1	0	1
RNR del DTCE (módulo 128) ^{a)}	RNR del DTE (módulo 128) ^{a)}	0	0	0	0	0	1	0	1
	REJ del DTE (módulo 8) ^{a)}	X	X	X	0	1	0	0	1
	REJ del DTE (módulo 128) ^{a)}	0	0	0	0	1	0	0	1
Indicación de reiniciación	Petición de reiniciación	0	0	0	1	1	0	1	1
Confirmación de reiniciación por el DTCE	Confirmación de reiniciación por el DTE	0	0	0	1	1	1	1	1
<i>Rearranque</i>									
Indicación de rearmar	Petición de rearmar	1	1	1	1	1	0	1	1
Confirmación de rearmar por el DTCE	Confirmación de rearmar por el DTE	1	1	1	1	1	1	1	1
<i>Diagnóstico</i>									
Diagnóstico ^{a)}		1	1	1	1	0	0	0	1
<i>Registro^{a)}</i>									
	Petición de registro	1	1	1	1	0	0	0	1
Confirmación de registro		1	1	1	1	0	1	1	1

a) No está disponible necesariamente en todas las redes.

Nota - El bit indicado con "X" puede tomar el valor de 0 ó 1 como se indica en el texto.

Figura 4.36 Codificaciones del identificador de tipo de paquete

4.6.3.3 Formatos de los paquetes (paquetes de petición de llamada y llamada entrante).

Estos paquetes, cuyo formato se muestra en la figura 4.37, se utilizan para establecer una llamada virtual entre dos equipos terminales y deben ser enviados tanto por el DTCE (llamada entrante) como por el DTE (llamada saliente).

Además de los tres campos del formato general, estos paquetes contienen un campo de especificación de longitud de direcciones (8 bits), un campo de dirección del abonado que llama y un campo de dirección del abonado llamado (longitud variable), un campo de longitud del campo de facilidades (8 bits) y el propio campo de facilidades (longitud variable) y finalmente un campo de datos del usuario (longitud máxima de 16 bytes).

En el campo de longitud de direcciones se delimitan las longitudes de los campos de dirección del abonado que llama y del abonado llamado (4 bits para cada longitud, los bits 5 y 1 son los bits de orden inferior {boi}, de cada uno de estos campos de longitud) los campos de direcciones contienen el número de abonado de ambos DTE's.

Este número se establece de acuerdo al plan de numeración de la red (Rec. X.121). En el campo de longitud de facilidades se define el número de octetos que tiene este campo (no debe exceder de 109 octetos), se codifica en forma binaria, el bit 1 es el boi. El campo de facilidades y su codificación se definen en la sección 4.8.

Por su parte, el campo de datos de llamada del usuario, le permite a éste enviar información de servicio, como las claves de acceso ("passwords"). En su formato ampliado, este tipo de paquete tiene un campo de datos de usuario de 128 octetos.

GF (Fig. 4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	0	1	0	1	1
Long. Dir. DTE que llama				Long. Dir. DTE llamado			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Clase f.	Long. del campo de facilidades						
FACILIDADES (Máximo 109 octetos)							
DATOS DE LLAMADA DEL USUARIO (máximo 16 octetos)							

Figura 4.37. Formato del paquete de petición de llamada y llamada entrante.

4.6.3.4 Paquetes de Comunicación Aceptada y de Comunicación Establecida.

Estos paquetes cuyo formato básico se muestra en la figura 4.38, los envía el DTCE (comunicación establecida) cuando a logrado establecer la llamada virtual solicitada por el DTE. El DTE los envía cuando acepta la llamada entrante que el DTCE le ha informado que existe. El objeto de los campos de identificador general de formato (IGF), identificador de tipo de paquete (ITP), número de canal lógico, longitud (de direcciones y de facilidades), direcciones y facilidades, es el mismo que en el paquete de petición de llamada referido con anterioridad. En el formato ampliado este paquete tiene un campo de datos de usuario.

IGF (Fig. 4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	0	1	1	1	1
Long. Dir. DTE que llama				Long. Dir. DTE llamado			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Clase f.		Long. del campo de facilidades					
FACILIDADES Máximo 109 octetos							

Figura 4.38. Formato del paquete de llamada aceptada y comunicación establecida. Recomendación X.25. Nivel de Paquetes.

4.6.3.5 Paquetes de Petición de Liberación e Indicación de Liberación.

El formato básico del paquete de petición de liberación se muestra en la figura 4.39; este tipo de paquete es enviado por el DTE, con el objeto de señalar que desea finalizar una determinada llamada virtual que tiene establecida. El DTCE envía el paquete de indicación de liberación para decir que se ha terminado el enlace lógico correspondiente a una llamada virtual que el DTE tenía establecida.

Como puede apreciarse en la figura 4.39 en el formato de paquetes aparecen nuevos tipos de campos, el campo de causa de liberación y el campo de código de diagnóstico. El campo de causa de liberación especifica porque se está dando por terminada la llamada; esta causa puede ser abonado llamado ocupado o fuera de servicio, el abonado llamado no aceptó la llamada por cobrar, acceso prohibido a un grupo cerrado de usuarios, congestión de la red, etc. En la tabla de la figura 4.40 se muestra la lista de las posibles causas de liberación y sus codificaciones.

IGF (Fig. 4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	0	0	1	1
Causa de liberación							
Código de diagnóstico							

Figura 4.39. Formato del paquete de petición de liberación y de indicación de liberación. Recomendación X.25. Nivel de paquetes.

El campo de diagnóstico es opcional para el DTE; el DTCE puede usarlo para proporcionar información adicional sobre las causas de liberación, o puede ponerlo completamente a ceros. En la tabla de la figura 4.40 se muestran las codificaciones para diagnósticos posibles de las causas de liberación. Esta tabla es aplicable a otros tipos de paquetes, como se verá más adelante.

El formato ampliado de este tipo de paquete cuenta además con los campos de longitud de direcciones, direcciones, longitud de facilidades, facilidades y datos del usuario para la liberación.

	Bits							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Originada en el DTE	0	0	0	0	0	0	0	0
Originada en el DTE	1	X	X	X	X	X	X	X
Número ocupado	0	0	0	0	0	0	0	1
Fuera de servicio	0	0	0	0	1	0	0	1
Error de procedimiento en el extremo distante	0	0	0	1	0	0	0	1
No abonado a la aceptación de cobro revertido	0	0	0	1	1	0	0	1
Destino incompatible	0	0	1	0	0	0	0	1
No abonado a la aceptación de selección rápida	0	0	1	0	1	0	0	1
Barco ausente	0	0	1	1	1	0	0	1
Petición de facilidad no válida	0	0	0	0	0	0	1	1
Acceso prohibido	0	0	0	0	1	0	1	1
Error de procedimiento local	0	0	0	1	0	0	1	1
Congestión en la red	0	0	0	0	0	1	0	1
Inaccesible	0	0	0	0	1	1	0	1
EPER fuera de servicio	0	0	0	1	0	1	0	1

Figura 4.40. Codificación del campo de causa de liberación en el paquete de identificación de liberación. Recomendación X.25

4.6.3.6 Paquete de confirmación de liberación.

Este paquete lo puede enviar tanto el DTE, como el DTCE y sirve para indicarle al interlocutor que se acepta la liberación de la llamada virtual. El formato básico de este tipo de paquete se muestra en la figura 4.41.

IGF (Fig. 4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	0	1	1	1

**Figura 4.41. Formato de paquete de confirmación de la liberación.
Recomendación X.25. Nivel de paquetes.**

En este caso el formato ampliado cuenta además con los campos de longitud de direcciones, direcciones, longitud de facilidades y facilidades.

4.6.3.7 Paquetes de datos.

Los paquetes de datos pueden ser de dos tipos, con ventana mínima de 8 y con ventana máxima de 128 paquetes, sus formatos se muestran en la figura 4.42 (los paquetes de datos no tienen formato ampliado). Como se aprecia, ambos tienen los siguientes campos: bit D (de confirmación de entrega), bit M (de más datos), bit Q (calificador), número de canal lógico, números secuenciales de paquete en emisión y recepción y campo de datos. El bit Q se utiliza para poder transmitir en dos diferentes niveles, por ejemplo, para poder realizar una forma adicional de multiplexaje. El bit D se utiliza en el procedimiento de acuse de recibo extremo-extremo; se pone en 1 para indicar que se requiere. El bit M cuando está en 1, indica que el emisor del paquete, todavía tiene más datos que enviar. El campo del número secuencial de paquete en emisión P(S), se utiliza para numerar los paquetes que se envían y se usa tanto para implementar un mecanismo de ventana, como para el acuse de recibo extremo-extremo.

El campo del número secuencial de paquete en recepción P(R), también se utiliza para implementar el procedimiento de acuse de recibo extremo-extremo y para actualizar la ventana de transmisión. El campo de datos de usuario contiene la información del usuario, su longitud máxima depende de la implementación, y en general, se considera que debe tener un número entero de octetos. En este campo pueden colocarse los formatos de los protocolos usuario-usuario en las capas superiores de los protocolos.

Q	D	0	1	NO. DE
CANAL LOGICO				
P(R)		M	P(S)	
Datos de usuario				

Secuencia módulo 8

Q	D	0	1	NO. DE
CANAL LOGICO				
P(S)				0
P(R)				M
Datos de usuario				

Secuencia módulo 128

Figura 4.42. Paquetes de datos. Protocolo X.25.

Nivel de Enlace.

4.6.3.8 Paquete preparado para recibir (RR).

El paquete RR es uno de los dos tipos de paquete de los cuales dispone X.25 para controlar el flujo de paquetes en el interfaz DTCE-DTE, se utiliza para indicar que se está preparado para recibir los W paquetes de datos dentro de la ventana, a partir del número P(R) que se indica en el campo de número secuencial de paquete en recepción del paquete RR. En la figura 4.43 se muestra el formato básico de este tipo de paquetes para los dos posibles tamaños máximos de ventana (módulo 8 y módulo 128). Tampoco en este caso se tiene un formato ampliado.

0	0	0	1	NO. DE
CANAL LOGICO				
P(R)		0	0	0
0 1				

Secuencia módulo 8

0	0	1	0	NO. DE
CANAL LOGICO				
0	0	0	0	0
0 0 0 1				
P(R)				0

Secuencia módulo 128

Figura 4.38. Formato de los paquetes RR, básico (módulo 8) y extendido (módulo 128). Protocolo X.25 Nivel de Paquetes.

4.6.3.9 Paquete no preparado para recibir (RNR).

El paquete RNR, es el otro tipo de paquete que se utiliza en el procedimiento de control de flujo de X.25, se utiliza para indicar la imposibilidad de aceptar más paquetes de datos pertenecientes a una llamada virtual, o un circuito virtual permanente. Cuando un DTE, o un DTCE, reciben un paquete RNR, dejan de transmitir paquetes de datos por el canal lógico indicado, y la ventana de transmisión es actualizada de acuerdo al valor del número secuencial P(R) del paquete RNR recibido. En la figura 4.44 se muestra el formato básico de este tipo de paquetes. Este paquete no tiene formato ampliado.

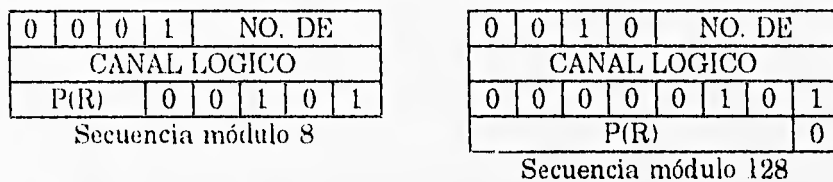


Figura 4.44. Formato de los paquetes RNR, básico (módulo 8) y extendido (módulo 128).

4.6.3.10 Paquetes de petición de interrupción y de confirmación de interrupción.

Estos paquetes se utilizan para generar y confirmar una interrupción. Los paquetes de interrupción sólo pueden enviarse cuando DTE y/o DTCE se encuentran en el estado de transferencia de datos (control de flujo preparado). En la figura 4.45 se muestra el formato básico de este tipo de paquetes. Estos paquetes no tienen formato ampliado.

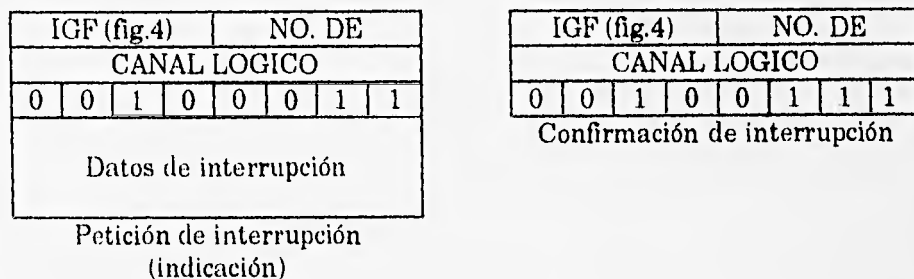


Figura 4.45. Formato de los paquetes de interrupción.

4.6.3.11 Paquetes de petición, indicación y confirmación de reiniciación.

Estos tres paquetes se utilizan para llevar a cabo un procedimiento de recuperación en casos de fallas de secuencia, congestión de la red, etc. El paquete de petición de reiniciación lo envía el DTCE. El paquete de confirmación de reiniciación se usa para dar por aceptada la petición o la indicación de la reiniciación. En la figura 4.46 se muestran los formatos básicos de este tipo de paquetes. Como puede apreciarse en esa figura, los paquetes de petición o indicación de reiniciación, presentan un campo de causa de reiniciación, en el cual se indica la causa que dió origen al procedimiento de reiniciación. En la figura 4.47 se muestra una tabla que indica las causas posibles que pueden dar origen a una petición o indicación de reiniciación. Estos paquetes no tienen formato ampliado.

IGF (fig.4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	1	0	1	1
Causa de reiniciación							
Código de diagnóstico							

Solicitud de reiniciación
(indicación)

IGF (fig.4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	1	1	1	1
Confirmación de reiniciación							

Figura 4.46. Formato de los paquetes de reiniciación.

4.6.3.12 Paquetes de petición, indicación y confirmación de reenganque.

Estos paquetes se utilizan en el procedimiento de reenganque. El paquete de petición de reenganque es enviado por el DTE; el de indicación de reenganque por el DTCE y el de confirmación de reenganque por el DTE o DTCE, indicando así que se procedió con el reenganque del interfaz DTE-DTCE. El procedimiento de reenganque libera las llamadas virtuales y reinicia los circuitos virtuales permanentes en el interfaz. En la figura 48 se muestra el formato básico de estos paquetes. Estos paquetes no tienen formato ampliado.

	Bits							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Originada en el DTE	0	0	0	0	0	0	0	0
Originada en el DTE ⁽¹⁾	1	X	X	X	X	X	X	X
Fuera de servicio ⁽²⁾	0	0	0	0	0	0	0	1
Error de procedimiento en el extremo distante	0	0	0	0	0	0	1	1
Error de procedimiento local	0	0	0	0	0	1	0	1
Congestión en la red	0	0	0	0	0	1	1	1
DTE distante operacional ⁽²⁾	0	0	0	0	1	0	0	1
Red operacional ⁽²⁾	0	0	0	0	1	1	1	1
Destino incompatible	0	0	0	1	0	0	0	1
Red fuera de servicio ⁽²⁾	0	0	0	1	1	1	0	1

⁽¹⁾Cuando el bit 8 se pone a 1 los bits representados con una "X" son los que el DTE distante indica en el campo de causa de la reiniciación (llamadas virtuales y circuitos virtuales permanentes) o en el campo de causa de rearmar (circuitos virtuales permanentes únicamente) del paquete de reiniciación o del paquete de petición de rearmar, respectivamente.

⁽²⁾Aplicable solamente a los circuitos virtuales permanentes.

Figura 4.47. Codificación del campo de causa de la reiniciación, en los paquetes de indicación de reiniciación.

IGF (fig.4)	0	0	0	0
0	0	0	0	0
1	1	1	1	1
Causa del rearmar				
Código de diagnóstico				
Solicitud de rearmar (indicación)				

IGF (fig.4)	0	0	0	0
0	0	0	0	0
1	1	1	1	1
Confirmación de rearmar				

Figura 4.48. Formato de los paquetes de solicitud, indicación y confirmación del rearmar.

Algunas causas que provocan el rearmado son la congestión en la red, errores de procedimiento en el DTE, etc. En la tabla de la figura 4.49 se muestra una lista de causas de rearmado y su codificación.

	Bits							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Error de procedimiento local	0	0	0	0	0	0	0	0
Congestión en la red	0	0	0	0	0	0	1	1
Red operacional	0	0	0	0	0	1	1	1
Registro/cancelación confirmado ^(a)	0	1	1	1	1	1	1	1

^(a) Solo puede recibirse si se emplea la facilidad de registro de facilidad en línea.

Figura 4.49. Codificación del campo de causa de rearmado del paquete de indicación de rearmado.

El campo de diagnóstico es opcional y contiene información adicional sobre las causas que dieron origen al procedimiento de rearmado. Esta información es la que se incluye también en los paquetes de diagnóstico.

4.6.3.13 Paquetes de diagnóstico.

Adicionalmente a los campos de diagnóstico que se tienen en los paquetes de liberación, reiniciación y rearmado, la red puede enviar paquetes de diagnóstico, cuyo único propósito es proporcionar al usuario información sobre posibles causas de un mal funcionamiento en el interfaz.

En la figura 4.50 se muestra el formato de los paquetes de diagnóstico; por su parte, en la figura 4.51 se presenta una tabla con la codificación de los distintos campos de diagnóstico mencionados a lo largo de esta descripción. Estos formatos no tienen formato ampliado.

IGF (Fig. 4)				0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	0	0	1
Código de diagnóstico							
Explicación de diagnóstico (véase la nota)							

Nota: En la figura se supone que el campo de explicación del diagnóstico está constituido por un número entero de octetos.

Figura 4.50. Formato del paquete de diagnóstico.

4.6.3.14 Paquete de rechazo (REJ) para la facilidad de retransmisión.

La facilidad de retransmisión es opcional en el nivel de paquetes del protocolo X.25. El paquete de rechazo o petición de retransmisión, se envía cuando, por ejemplo, falta en la secuencia algún paquete, o por alguna causa se desechó el paquete para lo cual se solicita la retransmisión.

La tabla 4.51 ilustra la codificación de los campos de diagnóstico en los Paquetes de Indicación de Liberación, Reiniciación y Rearranque en los Paquetes Confirmación de registro y en los de Diagnóstico. (recomendación X.25). En la figura 4.52, se muestra el formato que debe tener este tipo de paquetes.

Diagnóstico	Bits							Número decimal	
	8	7	6	5	4	3	2		1
<i>Ninguna información adicional</i>	0	0	0	0	0	0	0	0	0
P(S) no válido	0	0	0	0	0	0	0	1	1
P(R) no válido	0	0	0	0	0	0	1	0	2
	0	0	0	0	1	1	1	1	15
<i>Tipo de paquete no válido</i>	0	0	0	1	0	0	0	0	16
Para el estado r1	0	0	0	1	0	0	0	1	17
Para el estado r2	0	0	0	1	0	0	1	0	18
Para el estado r3	0	0	0	1	0	0	1	1	19
Para el estado p1	0	0	0	1	0	1	0	0	20
Para el estado p2	0	0	0	1	0	1	0	1	21
Para el estado p3	0	0	0	1	0	1	1	0	22
Para el estado p4	0	0	0	1	0	1	1	1	23
Para el estado p5	0	0	0	1	1	0	0	0	24
Para el estado p6	0	0	0	1	1	0	0	1	25
Para el estado p7	0	0	0	1	1	0	1	0	26
Para el estado d1	0	0	0	1	1	0	1	1	27
Para el estado d2	0	0	0	1	1	1	0	0	28
Para el estado d3	0	0	0	1	1	1	0	1	29
	0	0	0	1	1	1	1	1	31
<i>Paquete no permitido</i>	0	0	1	0	0	0	0	0	32
Paquete no identificable	0	0	1	0	0	0	0	1	33
Llamada por canal lógico unidireccional	0	0	1	0	0	0	1	0	34
Tipo de paquete no válido en un circuito virtual permanente.	0	0	1	0	0	0	1	1	35
Paquete en canal lógico no asignado	0	0	1	0	0	1	0	0	36
No hay abono al REJ (rechazo)	0	0	1	0	0	1	0	1	37
Paquete demasiado corto	0	0	1	0	0	1	1	0	38
Paquete demasiado largo	0	0	1	0	0	1	1	1	39
Identificador general de formato no válido.	0	0	1	0	1	0	0	0	40
Paquete de rearmado o de registro con valor distinto a cero en los bits 1 a 4 del octeto 1 o en los bits 1 a 8 del octeto 2.	0	0	1	0	1	0	0	1	41
Tipo de paquete no compatible con la facilidad	0	0	1	0	1	0	1	0	42
Confirmación de interrupción no autorizada.	0	0	1	0	1	0	1	1	43
Interrupción no autorizada	0	0	1	0	1	1	0	0	44
Rechazo no autorizado	0	0	1	0	1	1	0	1	45
	0	0	1	0	1	1	1	1	47
<i>Expiración del plazo del temporizador.</i>	0	0	1	1	0	0	0	0	48
Para llamada entrante	0	0	1	1	0	0	0	1	49
Para indicación de liberación	0	0	1	1	0	0	1	0	50
Para indicación de reiniciación	0	0	1	1	0	0	1	1	51
Para indicación de rearmado	0	0	1	1	0	1	0	0	52
	0	0	1	1	1	1	1	1	63

Diagnóstico	Bits							Número Decimal	
	8	7	6	5	4	3	2		1
Dificultad en el establecimiento, la liberación o el registro de la comunicación	0	1	0	0	0	0	0	0	64
Código de facilidad registro no permitido	0	1	0	0	0	0	0	1	65
Parámetro de facilidad no permitido	0	1	0	0	0	0	1	0	66
Dirección llamada no válida	0	1	0	0	0	0	1	1	67
Dirección llamante no válida	0	1	0	0	0	1	0	0	68
Longitud de facilidad registro no válida	0	1	0	0	0	1	0	1	69
Prohibición de llamadas entrantes	0	1	0	0	0	1	1	0	70
No hay canales lógicos disponibles	0	1	0	0	0	1	1	1	71
Colisión de llamadas	0	1	0	0	1	0	0	0	72
Pérdida de facilidad duplicada	0	1	0	0	1	0	0	1	73
Longitud de la dirección distinta de cero	0	1	0	0	1	0	1	0	74
Longitud de facilidad distinta de cero	0	1	0	0	1	0	1	1	75
Facilidad no ofrecida cuando se esperaba	0	1	0	0	1	1	0	0	76
Facilidad DTE especificada por el CCITT no válida	0	1	0	0	1	1	0	1	77
	0	1	0	0	1	1	1	1	79
Otros diagnósticos	0	1	0	1	0	0	0	0	80
Código de causa incorrecto procedente del DTE	0	1	0	1	0	0	0	1	81
Octeto no alineado	0	1	0	1	0	0	1	0	82
Asignación de valor del bit Q incoherente	0	1	0	1	0	0	1	1	83
	0	1	0	1	1	1	1	1	96
No asignados	0	1	1	0	0	0	0	0	96
	0	1	1	0	1	1	1	1	111
Dificultad a nivel internacional	0	1	1	1	0	0	0	0	112
Dificultad en la red distante	0	1	1	1	0	0	0	1	113
Dificultad en el protocolo internacional	0	1	1	1	0	0	1	0	114
Enlace internacional fuera de servicio	0	1	1	1	0	0	1	1	115
Enlace internacional ocupado	0	1	1	1	0	1	0	0	116
Dificultad de facilidad en la red de tránsito	0	1	1	1	0	1	0	1	117
Dificultad de facilidad en la red distante	0	1	1	1	0	1	1	0	118
Dificultad de encaminamiento internacional	0	1	1	1	0	1	1	1	119
Dificultad temporal de encaminamiento	0	1	1	1	1	0	0	0	120
CIRD llamado desconocido	0	1	1	1	1	0	0	1	121
Acción de mantenimiento (Véase la nota 4)	0	1	1	1	1	0	1	0	122
	0	1	1	1	1	1	1	1	127
Reservado para información de diagnóstico específica de la red	1	0	0	0	0	0	0	0	128
	1	1	1	1	1	1	1	1	256

Nota 1 - No todos los códigos de diagnóstico deben aplicarse necesariamente en una red determinada, pero los que se utilicen deberán codificarse como se indica en el cuadro.

Nota 2 - Un código de diagnóstico determinado no se aplica necesariamente a todos los tipos de paquetes (es decir, paquetes de indicación de reiniciación, indicación de liberación, indicación de rearranque, confirmación de registro y diagnóstico).

Nota 3 - El primer diagnóstico de cada grupo es un diagnóstico genérico y puede utilizarse en lugar de los diagnósticos más específicos dentro del grupo. El código de diagnóstico 0 decimal puede utilizarse en circunstancias en las que no se dispone de información adicional.

Nota 4 - Este diagnóstico puede aplicarse también a una acción de mantenimiento dentro de una red nacional.

Figura 4.51. Codificación de los campos de diagnóstico en los paquetes de indicación de liberación, reiniciación y rearranque en los paquetes confirmación de registro y en los de diagnóstico.

0	0	0	1	NO DE	
CANAL LOGICO					
P(R)	0	1	0	0	1

Módulo 8

0	0	1	0	NO DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	0	1	0	0	1
P(R)							0

Módulo 128

Figura 4.52. Formato de los paquetes REJ, básico (módulo 8) y extendido (módulo 128)

4.6.3.15 Paquete de petición de registro.

El paquete de petición de registro se utiliza en el procedimiento de registro de facilidades de línea. Al enviar un paquete de petición de registro el usuario puede conocer la condición en que se encuentran todas las facilidades que la red ofrece, en el caso de su interfaz DTE-DTCE, al responderle su DTCE, con un paquete de confirmación de registro; asimismo, con un segundo paquete de solicitud de registro, puede modificar el estado o condición en que se encuentran las facilidades. En el momento en que un usuario solicita la modificación del registro de una facilidad y el DTCE le responde positivamente por medio de un paquete de confirmación de registro, entonces, dicho usuario puede disponer de las facilidades que ha negociado con la red, por este medio. Algunas de las facilidades que pueden negociarse son: aceptación de "selección rápida", aceptación de llamada por cobrar, información sistemática de tasación, aceptación de la facilidad de retransmisión de paquetes etc.

El paquete de petición de registro tiene los 3 campos básicos del formato de paquete (IGF, ITP y canal lógico), y además, los campos de longitud de direcciones del DTE y del DTCE (4 bits para cada uno), direcciones, longitud de registro y registro, como puede apreciarse en la figura 4.53. Los campos del IGF, ITP, canal lógico, longitudes de direcciones y direcciones se codifican en la forma ya descrita, para el caso de los paquetes de petición de llamada, llamada entrante y confirmación de llamada, excepto que en este caso se debe indicar el distintivo del DTCE asociado, y no el de un DTE. El campo de longitud de registro se codifica en forma binaria, y sigue al campo de direcciones, siendo su bit 1 el bit b_{0i} y su bit 8 cero. El campo de

registro puede ser de hasta 109 octetos, solo se usa, cuando se desea cambiar la condición de una facilidad.

IGF (FIG. 4)				0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	0	0	1
Long. Dir. DTE				Long. Dir. DTCE			
Direcciones (varios octetos)							
Longitud de registro							
REGISTRO (máximo 109 octetos)							

Figura 4.53. Formato del paquete de petición de registro

4.6.3.16 Paquete de confirmación de registro.

Este tipo de paquete se usa también en el procedimiento de registro y control de facilidades, usado para reconocer y modificar la condición en que se encuentran las facilidades de que dispone el usuario en su interfaz DTE-DTCE, en un momento dado, como el explicado en la sección anterior, para el caso del paquete de petición de registro.

El paquete de confirmación de registro tiene también los tres campos básicos del formato de paquete (IGF, ITP y canal lógico), y además, los campos de longitud de direcciones del DTE y del DTCE (4 bits para cada uno), los de direcciones, el de causa, el de diagnóstico, el de longitud de registro y el de registro, como puede apreciarse en la figura 4.54.

Los campos del IGF, ITP, canal lógico, longitudes de direcciones y direcciones se codifican en la forma ya descrita anteriormente. El campo de longitud de registro y del registro, se codifican en la misma forma que para el paquete de petición de

registro ya descrito. En este caso el campo de registro se utiliza para indicar que facilidades estan disponibles y cual es su condición. La codificación del campo se trata en el punto 4.6.9.

IGF. (FIG 4)				0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	1	1	1
CAUSA							
DIAGNOSTICO							
Long. Dir. DTE				Long. Dir. DTCE			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Longitud de registro							
REGISTRO (máximo 109 octetos)							

Fig 4.54. Formato del paquete de Confirmación de registro.

El campo de causa indica el motivo por el cual no se pudo alterar la condición en que se encuentra una determinada facilidad de línea lo cual es obvio que fue solicitado por el DTE; su longitud es de un octeto, y se codifica en la forma indicada en la tabla de la figura 4.55. El campo de diagnóstico es el octeto cinco del paquete, y se codifica también de acuerdo a la tabla de la figura 4.51. Este campo contiene información adicional sobre el motivo del fallo en la negociación de facilidades. Los bits del código de diagnóstico se ponen todos a cero cuando tiene éxito la negociación, o cuando se suministra información adicional.

	Bits							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Registro/cancelación confirmado	0	1	1	1	1	1	1	1
Petición de facilidad no válida	00	00	00	01	00	00	11	11
Error de procedimiento local								
Congestión de la red	0	0	0	0	0	1	0	1

Figura 4.55. Tabla de codificación de campo de causa en el paquete de confirmación de registro.

4.6.4 Formatos ampliados.

Los formatos ampliados de los paquetes X.25, pueden emplearse cuando se hace uso de facilidades como las de "selección rápida", o la de información de tasación previstas en las recomendaciones del CCITT. La facilidad de selección rápida representa el servicio de comunicación de datos sin conexión de que dispone X.25, en contraste con el de los circuitos virtuales que es un servicio de comunicación de datos con conexión. Dicho servicio, puede proporcionar una facilidad similar al servicio de datagrama que ahora ha deshechado el CCITT. Los tipos de paquetes que tienen formato ampliado son:

- Petición de llamada y llamada entrante.
- Llamada aceptada y comunicación establecida.
- Petición de liberación e indicación de liberación.
- Confirmación de liberación

En las figuras 4.56, 4.57, 4.58 y 4.59 se muestran los formatos ampliados de los paquetes que se usan en combinación con el servicio de selección rápida. Los campos de longitud de direcciones, direcciones, longitud de facilidades y facilidades tienen la misma especificación que en los paquetes de petición de llamada con formato básico. Es decir:

- Campo de longitud de direcciones: 1 octeto. Dos subcampos de 4 bits, uno para la longitud de la dirección del abonado que llama y el otro para la longitud de la dirección del abonado llamado.
- Campo de direcciones: Longitud variable. Cada cifra de la dirección se codifica en un semiocteto, en código BCD. El campo se redondea a un número entero de octetos, poniendo a ceros los bits no usados.
- Campo de longitud de facilidades: 1 octeto. Se codifica en forma binaria.
- Campo de facilidades: Hasta 109 octetos. Indica las facilidades ofrecidas por la red, de las cuales se está haciendo uso.

Por otro lado, en este caso, el campo de datos de usuario puede ser de hasta 128 octetos. A continuación se muestran los esquemas de los formatos ampliados de los

cuatro tipos de paquetes que como ya se mencionó tienen especificado este tipo adicional de formato.

IGF (fig.4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	0	1	0	1	1
Long. Dir. DTE que Llama				Long. Dir. DTE Llamado			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Clase f.		Long. campo facilidades					
FACILIDADES (Máximo 109 octetos)							
DATOS DE LLAMADA DEL USUARIO (Máximo 128 octetos)							

Figura 4.56. Formato ampliado del paquete de petición de llamada y llamada entrante.

IGF (fig.4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	1	1	1	1
Long. Dir. DTE que Llama				Long. Dir. DTE Llamado			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Clase f.		Long. campo facilidades					
FACILIDADES (Máximo 109 octetos)							
DATOS DE LLAMADA DEL USUARIO (Máximo 128 octetos)							

Figura 4.57. Formato ampliado del paquete de llamada aceptada y comunicación establecida.

IGF (fig.4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	0	0	1	1
Long. Dir. DTE que Llama				Long. Dir. DTE Llamado			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Clase f.		Long. campo facilidades					
FACILIDADES (Máximo 109 octetos)							
DATOS DE LLAMADA DEL USUARIO (Máximo 128 octetos)							

Figura 4.58. Formato ampliado del paquete de petición de liberación e indicación de liberación.

IGF (fig.4)				NO. DE			
CANAL LOGICO							
0	0	0	1	0	1	1	1
Long. Dir. DTE que Llama				Long. Dir. DTE Llamado			
DIRECCIONES (varios octetos)							
Clase f.		Long. campo facilidades					
FACILIDADES (Máximo 109 octetos)							

Figura 4.59. Formato ampliado del paquete de confirmación de liberación.

4.6.5 Servicios principales

Los servicios principales que ofrece una red X.25 son los servicios de transferencia de datos por conmutación de paquetes, en las modalidades de circuito virtual permanente y llamada virtual. No obstante, como acabamos de ver en la sección anterior es posible ofrecer un gran número de facilidades y servicios, con base en que la infraestructura de una red de datos es inteligente.

La facilidad como el servicio de selección rápida, envío de interrupciones, negociación de parámetros de transmisión, grupo cerrado de usuarios, etc. son posibles porque se trabaja en el ambiente de una red de computadoras.

4.6.6 Facilidades

X.25 permite distintas facilidades de usuario, las cuales pueden ser ofrecidas opcionalmente por la red. Se cuenta con un campo de facilidades en los paquetes de petición de llamada, llamada entrante, llamada aceptada, comunicación establecida, petición de liberación y confirmación de liberación; y con un campo de registro en los paquetes de petición y de confirmación de registro. El campo de facilidades se usa con la finalidad de disponer de las distintas facilidades de que la red dispone. Por su parte, los campos de registro, y en general, los paquetes de registro y control de facilidades en línea, tienen por objeto conocer y modificar las condiciones de operación en que se encuentran dichas facilidades.

4.6.6.1 Definición de las facilidades de usuario previstas por el CCITT.

A continuación se describen brevemente las distintas facilidades que el CCITT tiene previstas. Se hace énfasis en que éstas facilidades están consideradas como opcionales (facultativas en el lenguaje usado en las recomendaciones del CCITT).

4.6.6.2 Aceptación de llamada por cobrar.

Para que la red pueda transferir paquetes en los cuales se hace uso de la facilidad de llamada por cobrar a un DTE, dicho DTE debe tener vigente la facilidad de aceptación de llamada por cobrar. El término que usa el CCITT para esta facilidad, es el de "aceptación de cobro revertido". La codificación del campo de parámetros de facilidad es:

Bit 1 = 0 para cobro revertido no pedido.

Bit 1 = 1 para cobro revertido pedido.

El bit 8 y el bit 7 para selección rápida y los bits 6,5,4,3,2,1 podrán asignarse en un futuro a otras facilidades.

4.6.6.3 Aceptación de selección rápida.

Para que la red pueda transferir paquetes en los cuales se hace uso de la facilidad de selección rápida a un DTE, dicho DTE debe tener vigente la facilidad de aceptación de selección rápida. Su codificación es la siguiente:

Bit 8 = 0 y bit 7 = 0 ó 1 para selección rápida no pedida.

Bit 8 = 1 y bit 7 = 0 para selección rápida pedida sin restricción de respuesta.

Bit 8 = 1 y bit 7 = 1 para selección rápida pedida con restricción de respuesta.

Los bits 6,5,4,3,2, podrán asignarse en el futuro a otras facilidades; en la actualidad, se ponen a 0.

4.6.6.4 Asignación de velocidad de transmisión por omisión.

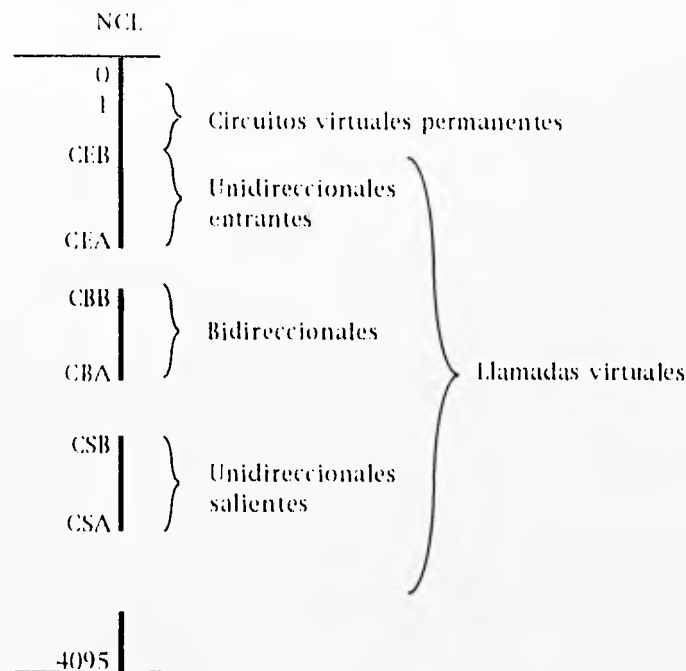
El usuario selecciona la velocidad de transmisión por omisión, cuando no solicita explícitamente una determinada velocidad de transmisión, al iniciarse una llamada virtual (por medio del paquete de selección de llamada). Evidentemente, esta velocidad de transmisión por omisión es elegida de la lista de velocidades de transmisión que ofrece la red. Puede solicitarse otra velocidad de transmisión por medio de la facilidad de negociación de velocidad de transmisión; no obstante, la velocidad de transmisión por omisión es la máxima velocidad de transmisión que puede ser asignada al DTE, en cualquier llamada virtual. El CCITT refiere este concepto como "asignación de clase de caudal por defecto". La codificación de la clase de caudal es la siguiente

Bits 8,7,6 y 5	Indican la clase de caudal para el sentido de la transmisión de datos que parte del DTE llamado.
Bits 4,3,2 y 1	Indican la clase de caudal para el sentido de la transmisión de datos que parte del DTE llamante.

Los cuatro bits que indican la clase de caudal se codifican en binario y corresponden a las clases de caudal que se indican en la figura 4.66.

4.6.6.5 Canal lógico entrante.

Esta facilidad permite a un usuario destinar un canal lógico determinado exclusivamente para dar curso a llamadas entrantes, dirigidas hacia su DTE. El CCITT, refiere este concepto como "canal lógico unidireccional entrante", y hace énfasis en que la transmisión en el canal correspondiente puede ser duplex. Para el caso particular de que todos los canales lógicos para llamadas virtuales sean unidireccionales de llegada en un interfaz DTE/DTCE, el efecto es similar a la facilidad de prohibición de llamadas salientes (véase el punto 4.6.6.23). Si existen múltiples canales lógicos se acordará con la administración un conjunto de canales lógicos de acuerdo con la figura 4.60.



- NCL. Número de canal lógico
 CEB Canal entrante con el canal más bajo
 CEA Canal entrante con el canal más alto
 CBB Canal bidireccional con el número más bajo
 CBA Canal bidireccional con el número más alto
 CSB Canal saliente con el número más bajo
 CSA Canal saliente con el número más alto

Canales lógicos 1 a CEB: gama de canales lógicos que pueden asignarse a circuitos virtuales permanentes.

Canales lógicos CEB a CEA: gama de canales lógicos que se asignan a canales lógicos unidireccionales entrantes para llamadas virtuales.

Canales lógicos CBB a CBA: gama de canales lógicos que se asignan a canales lógicos bidireccionales para llamadas virtuales.

Canales lógicos CSB a CSA: gama de canales lógicos que se asignan a canales lógicos unidireccionales salientes para llamadas virtuales.

Canales lógicos CEA+1 a CBB-1, CBA+1 a CSB-1, CSA+1 a 4095: canales lógicos no asignados.

Figura 4.60. Gama de canales lógicos utilizados para llamadas virtuales y circuitos virtuales permanentes.

4.6.6.6 Canal lógico saliente.

Esta facilidad permite a un usuario designar un canal lógico determinado exclusivamente para dar cursos a llamadas salientes, generadas en su DTE. El CCITT refiere este concepto como "canal lógico unidireccional saliente", y hace énfasis en que la transmisión en el canal correspondiente puede ser duplex.

En el caso particular de que todos los canales lógicos para llamadas virtuales sean unidireccionales de salida en el interfaz DTE/DTCE, el efecto sería similar a la facilidad de prohibición de llamadas entrantes (observese el punto 4.6.6.22).

Para un interfaz DTE/DTCE de múltiples canales lógicos se acordará con la administración un conjunto de canales lógicos conforme a la figura 4.60.

4.6.6.7 Confirmación extremo-extremo (modificación del bit D).

Esta facilidad permite que el número secuencial de paquete en recepción se interprete como un acuse de recibo de la llegada de paquetes al DTE distante. Cuando no se hace uso de esta facilidad, se interpreta este número secuencial como un acuse de recibo del DTCE del otro lado del interfaz.

La facilidad para el abonado, en el caso de comunicaciones dentro de una red nacional es como sigue:

- (a) Cambiará el valor del bit 7 del IGF de 0 a 1 en todos los paquetes de petición de llamada y llamada aceptada, y el valor del bit D en todos los paquetes de datos del DTE recibidos del DTE.
- (b) Pondrá a 0 el valor del bit 7 del IGF en todos los paquetes de llamada entrante y comunicación establecida y el valor del bit D en todos los paquetes de datos del DTCE transmitidos al DTE.

4.6.6.8 Grupo cerrado de usuarios (GCU).

Un grupo cerrado de usuarios permite a los DTE's pertenecientes a ese grupo comunicarse entre sí, y excluye la posibilidad de que dichos DTE's se comuniquen con otros DTE's asociados a la red. Un DTE puede estar asociado a varios GCU's, no obstante, uno de esos GCU's, puede declararse como el GCU preferencial al cual pertenece el DTE.

4.6.6.9 Grupo cerrado de usuarios bilateral (GCUB).

El GCUB es un GCU que sólo tiene dos miembros. Un DTE puede pertenecer a uno o varios GCUB's.

4.6.6.10 Grupo cerrado de usuarios bilateral con acceso de salida (GCUB con acceso de salida).

El GCUB con acceso de salida es un GCU con acceso de salida que solo tiene dos miembros.

4.6.6.11 Grupo cerrado de usuarios con acceso de llegada (GCU con acceso de llegada).

Un grupo de usuarios con acceso de llegada permite a los DTE's pertenecientes a ese grupo comunicarse entre sí y excluye la posibilidad de que dichos DTE's generen llamadas virtuales salientes hacía otros DTE's asociados a la red.

Sin embargo los DTE's pertenecientes al GCU, pueden recibir llamadas virtuales generadas por otros DTE's asociados a la red. Un DTE puede estar asociado a varios GCU's, de cualquier tipo.

4.6.6.12 Grupo cerrado de usuarios con acceso de salida (GCU con acceso de salida).

Un grupo cerrado de usuarios con acceso de salida permite a los DTE's pertenecientes a ese grupo comunicarse entre sí y con otros DTE's asociados a la red, sólo con llamadas virtuales generadas desde ellos, y excluye la posibilidad de que un DTE que no pertenezca al GCU con acceso de salida, pueda iniciar una llamada virtual con cualquier miembro del GCU. Un DTE puede estar asociado a varios GCU's de cualquier tipo.

4.6.6.13 Grupo de búsqueda.

Cuando un abonado cuenta con esta facilidad, el DTCE distribuye las llamadas entrantes con una determinada dirección asociada, entre todos los canales lógicos que conforman el grupo de búsqueda, el cual agrupa un determinado conjunto de interfases DTE-DTCE.

4.6.6.14 Identificación del usuario de red (IUR).

Por medio de esta facilidad, un DTE puede facilitar a la red información para propósitos de facturación, seguridad o gestión de red. La información se envía en los paquetes de petición de llamada o de llamada aceptada. Si el DTCE determina que el identificador de usuario no es válido libera la llamada. El octeto que sigue al código de facilidad indica la longitud, en octetos, del campo de parámetros de facilidad. Los octetos siguientes contienen el identificador del usuario de red (IUR) en un formato determinado por la administración de la red. El código de facilidad es 11000110

4.6.6.15 Información de tasación.

Un DTE puede solicitar información de tasación llamada por llamada mediante esta facilidad, en los paquetes de petición de llamada o de llamada aceptada. Asimismo, el DTE, puede estar abonado por un período contractual a esta facilidad, con lo cual,

en cada llamada recibirá la correspondiente información, sin necesidad de hacer la solicitud expresa.

- Campo de parámetros para la solicitud del servicio:
Bit 1 = 0 Si no se solicita información de tasación.
Bit 1 = 1 Si es solicitada información de tasación.
Los bits 8, 7, 6, 5, 4, 3 y 2 se contemplan para futuras facilidades, en la actualidad se ponen a cero.
- Campo de parámetros que indican la unidad monetaria.
Posterior al campo de código de facilidad, le sigue el octeto que indica la longitud, en octetos, del campo de parámetros de facilidad. El campo de parámetros indica la tasación.
- Campo de parámetros que indica la cuenta de segmentos.
El octeto que sigue al campo de código de facilidad indica la longitud, en octetos, del campo de parámetros de facilidad y tienen el valor de $n \times 8$, donde n es el período de tarificación diferentes aplicados a la red. En cada período de tarificación, los cuatro primeros octetos del campo de parámetros de facilidad indican el número de segmentos enviados al DTE, y los cuatro octetos siguientes indican el número de segmentos recibidos del DTE. Cada cifra es codificada en binario en un semiocteto, siendo el bit 1 o el bit 5 de cada semiocteto el bit de orden inferior de cada cifra; los bits 4 a 1 del último semiocteto representa la cifra de orden inferior de la cuenta de segmentos.
- Campo de parámetros que indican la duración de la comunicación.
El octeto subsiguiente al campo de código de facilidad indica la longitud, en octetos, del campo de parámetros de facilidad, y tiene un valor de $n \times 4$, donde n es el número de períodos de tarificación diferentes que aplica la red. Así en cada período de tarificación, el primer octeto del campo de parámetros de facilidad indican el número de días, el segundo el número de horas, el tercero el número de minutos y el cuarto octeto el número de segundos. Cada cifra se codifica en binario en un semiocteto, siendo el bit 1 o el bit 5 de cada semiocteto el bit de orden inferior de cada cifra. Los bits de 4 a 1 de cada octeto representan la cifra de orden inferior.

4.6.6.16 Llamada por cobrar.

Esta facilidad permite a un usuario solicitar que el cobro que debe hacerse por la correspondiente llamada, sea cargado por la administración de la red al DTE llamado, y no como es costumbre, al originador de la llamada virtual. El término que usa el CCITT para esta facilidad, es de "cobro revertido". La codificación para esta facilidad es 00000001 y la codificación de los parámetros en el punto 4.6.6.2.

4.6.6.17 Negociación de parámetros de control de flujo.

El usuario puede utilizar tamaños de ventana y/o de paquete diferentes en cada llamada virtual, haciendo uso de la facilidad de negociación de estos parámetros que tiene prevista el CCITT. La negociación de estos parámetros de control de flujo se realiza durante el procedimiento de establecimiento de la llamada virtual, por medio de los campos de facilidad de los paquetes de petición de llamada y llamada aceptada.

De acuerdo al CCITT el tamaño de los paquetes para el sentido de la transmisión que parte del DTE llamado se codifica en los bits 4,3,2 y 1 del primer octeto del campo de parámetros de facilidad. El tamaño del paquete del DTE llamante se indican en los bits 4,3,2 y 1 del segundo octeto. Los bits 8,7,6 y 5 de cada octeto tiene que ser cero. Los 4 bits que indican el tamaño de paquete se codifican en binario y expresan en logaritmo base 2 del número de octetos del tamaño máximo de paquetes. Así las redes pueden ofrecer valores comprendidos entre 4 y 12, que corresponden a tamaños de paquetes de 16, 32, 64, 128, 256, 512, 1024, 2048 ó 4096 ó un subconjunto contiguo de estos valores. Todas las administraciones deben proporcionar un tamaño de paquetes de 128.

Para el tamaño de ventana la transmisión que parte del DTE llamado se codifica en los bits 7 a 1 del primer octeto del campo de parámetros de facilidad y el tamaño de ventana para el sentido de transmisión que parte del DTE llamante se indica en los bits 7 a 1 del segundo octeto, el bit 8 de cada octeto tiene que ser cero. El tamaño de ventana se codifica en binario, no se permite un valor de cero.

4.6.6.18 Negociación de la clase de caudal (velocidad de transmisión).

El usuario puede utilizar velocidades de transmisión diferentes en cada llamada virtual, haciendo uso de la facilidad de negociación de clase de caudal (velocidad de transmisión) que tiene prevista el CCITT. La negociación de estas clases de caudal o velocidades de transmisión se realiza durante el procedimiento de establecimiento de la llamada virtual, por medio de los campos de facilidad de los paquetes de petición de llamada y llamada aceptada. La velocidad de transmisión por omisión es la máxima velocidad de transmisión que puede ser asignada al DTE en cualquier llamada virtual. El CCITT refiere este concepto como "negociación de clase de caudal". La clase de caudal para el sentido de transmisión de datos que parte del DTE llamado se indica en los bits 8,7,6 y 5. La clase de caudal para el sentido que parte del DTE llamante se indica en los bits 4,3,2 y 1. Los 4 bits que indican cada clase de caudal se codifican en binario como se indica en la figura 4.66.

4.6.6.19 Notificación de modificación de dirección de la línea llamada.

El DTCE utiliza esta facilidad para notificar al DTE llamante la razón por la cual se modificó la dirección indicada originalmente en su paquete de petición de llamada. Las causas que pueden ser señaladas por el DTCE son las siguientes figura 4.61:

	Bits							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Redireccionamiento de llamada por DTE ocupado.	0	0	0	0	0	0	0	1
Distribución de llamada dentro de un grupo de búsqueda	0	0	0	0	0	1	1	1
Redireccionamiento de llamada por DTE llamado fuera de servicio.	0	0	0	0	1	0	0	1
Redireccionamiento de llamada por solicitud de redireccionamiento sistemático.	0	0	0	0	1	1	1	1

Figura 4.61. Notificación de modificación de dirección de la línea llamada.

Estas causas se indican en los paquetes de comunicación establecida o indicación de liberación transmitidos al DTE llamante. Si el DTE llamado modifica la dirección, lo indica en los paquetes de llamada aceptada o petición de liberación, con la causa "origen en el DTE".

4.6.6.20 Notificación de redireccionamiento de llamadas.

El DTCE utiliza esta facilidad para notificar al DTE llamado que está cursando una llamada redireccionada, la razón por la cual se redireccionó y la dirección del DTE solicitado originalmente; esto lo hace en el paquete de llamada entrante. Las causas que pueden ser señaladas por el DTCE son las siguientes;

El octeto que indica la longitud en octetos del campo de parámetros de facilidad tiene el valor de $n+2$, siendo n el número de octetos que se necesitan para contener la dirección del DTE llamado inicialmente.

El primer octeto del campo de parámetros de facilidad indica el motivo del redireccionamiento de llamada o de la desviación de llamada la codificación de este octeto se muestran en la figura 4.67. El segundo octeto indica el número de semioctetos de la dirección del DTE llamado inicialmente. Este indicador se codifica en forma binaria siendo el bit 1 el de orden inferior.

- Redireccionamiento de llamada por DTE fuera de servicio.
- Redireccionamiento de llamada por DTE ocupado.
- Redireccionamiento de llamada por solicitud de redireccionamiento sistemático.

4.6.6.21 Numeración secuencial de paquete ampliada.

Cuando el usuario hace uso de esta facilidad puede numerar sus paquetes del 0 al 127 (módulo 128), por lo cual debe emplear el formato con campo de control ampliado. Cuando no se hace uso de esta facilidad, la secuencia de numeración de paquetes es del 0 al 7 (módulo 8).

4.6.6.22 Prohibición de llamadas entrantes.

Cuando un usuario hace uso de esta facilidad, el DTCE niega sistemáticamente el establecimiento de llamadas virtuales con su DTE, a cualquier otro usuario de la red que los solicitará. Es decir, la red no da curso a llamadas virtuales dirigidas hacia un DTE que tiene vigente la facilidad de prohibición de llamadas entrantes. El que un DTE tenga vigente esta facilidad no impide que él pueda generar llamadas virtuales salientes.

4.6.6.23 Prohibición de llamadas salientes.

Cuando un usuario hace uso de esta facilidad, el DTCE niega sistemáticamente el establecimiento de llamadas virtuales solicitadas desde su DTE. Es decir, la red no da curso a llamadas virtuales generadas por un DTE que tiene vigente la facilidad de prohibición de llamadas salientes. El que un DTE tenga vigente esta facilidad no impide que él pueda recibir llamadas virtuales entrantes.

4.6.6.24 Prohibición de llamadas entrantes dentro de un GCU.

Los miembros de un GCU de cualquier tipo pueden contar adicionalmente con la facilidad de prohibición de llamadas entrantes, las cuales son generadas por otros DTE's del mismo GCU.

4.6.6.25 Prohibición de llamadas salientes dentro de un GCU.

Los miembros de un GCU de cualquier tipo pueden contar adicionalmente con la facilidad de prohibición de llamadas salientes. Cuando un DTE tiene vigente esta facilidad, no puede generar llamadas virtuales dirigidas a otros DTE's del mismo GCU.

4.6.6.26 Prohibición de tasación local.

Cuando un DTE esta bajo la condición de prohibición de tasación local, el DTCE no cursa llamadas virtuales que deba pagar el DTE; no cursa las llamadas entrantes en que se solicita llamada por cobrar; y se asegura que cuando el DTE origine cualquier llamada virtual se aplique la tasación a otro abonado. La tasación en este último caso puede realizarse mediante el uso de la facilidad de llamada por cobrar, o mediante la facilidad de identificación de usuario de red, con la cual se señalará la identificación del abonado al que se le habrá de cobrar.

4.6.6.27 Redireccionamiento de llamadas.

Un usuario puede hacer uso de esta facilidad, cuando su DTE ha quedado fuera de servicio, cuando su DTE está ocupado o cuando lo solicite expresamente. Cuando se hace uso de esta facilidad, las llamadas entrantes dirigidas a un determinado DTE se redireccionan y se envían a otro, el cual fué señalado como el DTE alternativo. El servicio básico sólo involucra un intento de redireccionamiento, pero también puede ofrecerse redireccionamiento con varias alternativas. Para la desviación de llamadas, cuando se solicita expresamente por el DTE llamado inicialmente se codifica de la siguiente forma:

El primer octeto del campo de parámetros de facilidad indica el motivo por el cual el DTE desvía la llamada. La codificación del octeto es como sigue:

Bits	8	7	6	5	4	3	2	1
	1	1	X	X	X	X	X	X

Cada posición del bit X puede ser puesta independientemente a 0 ó a 1 por el DTE llamado y se transfiere transparentemente al DTE hacía el cual se desvía la llamada. Si los bits 8 y 7 no son puestos a 1 por el DTE llamado, el DTCE les impone este valor. El segundo octeto indica el número de semiocetos de la dirección del DTE alternativo. Este indicador de longitud de dirección se codifica en forma binaria siendo el bit 1 el de orden inferior. Los octetos siguientes contienen la dirección del DTE alternativo y estan codificados de una manera que corresponde a

la codificación del campo de dirección del DTE llamado en el bloque de dirección. Cuando el número de semioctetos de la dirección del DTE alternativo es impar, se insertara un semiocteto con ceros en los bits 4,3,2 y 1 despues del último semiocteto, para mantener la alineación de octetos.

4.6.6.28 Registro de facilidad en línea.

Permite al usuario solicitar información sobre las condiciones vigentes de las distintas facilidades ofrecidas por la red. Con ciertas restricciones permite también negociar y modificar las condiciones vigentes de las mismas facilidades. La siguiente tabla figura 4.62 indica para cada facilidad facultativa de usuario:

- Si el valor de la facilidad puede negociarse.
- Si los paquetes de confirmación de registro indican si dicha facilidad la aplica o no el DTCE.
- Si el DTE puede cambiar el valor de la facilidad únicamente cuando todos los canales lógicos utilizados para las llamadas virtuales están en el estado P1, o en cualquier estado de la capa paquete.

4.6.6.29 Retransmisión de paquetes.

Cuando está facilidad esta vigente permite al usuario solicitar la retransmisión de un paquete, al considerar que dicho paquete se ha perdido debido a que se detectó un error de secuencia en el número secuencial de transmisión de los paquetes enviados por el DTCE.

4.6.6.30 Selección de GCUB.

Los miembros de un GCUB pueden utilizar está facilidad para seleccionar al otro miembro del GCUB.

Nombre de la facilidad o parametro del interfaz	Referencia a la definicion	Negociable en los paquetes de peticion de registro y de confirmacion de registro	Indicacion en los paquetes de confirmacion de registro, de si el DTCE admite o no la facilidad	Negociable unicamente cuando todos los canales logicos utilizados para llamadas virtuales estan en estado PI
Aceptacion de llamada por cobrar	4.6.6.2	Si	Si	No
Aceptacion de seleccion rapida	4.6.6.3	Si	No	No
Asignacion de velocidad de transmision por omision	4.6.6.4	Si	Si	No
Canal logico entrante	4.6.6.5	Véase nota 2		
Canal logico saliente	4.6.6.6	Véase nota 2		
Confirmacion extremo-extremo (modificacion del bit d)	4.6.6.7	Si	Si	Si
Grupo cerrado de usuarios	4.6.6.8	No	No	-
Grupo cerrado de usuarios bilateral	4.6.6.9	No	No	-
Grupo cerrado de usuarios bilateral con acceso de salida	4.6.6.10	No	No	-
Grupo cerrado de usuarios con acceso de llegada	4.6.6.11	No	No	-
GCU con acceso de salida	4.6.6.12	No	No	-
Grupo de busqueda	4.6.6.13	No	No	-
Identificacion del usuario de red	4.6.6.14	No	No	-
Informacion de tasacion	4.6.6.15	No	No	-
Llamada por cobrar	4.6.6.16	No	Si	-
Negociacion de parametros de control de flujo	4.6.6.17	Si	No	No
Negociacion de la clase de caudal (velocidad de transmision)	4.6.6.18	Si	No	No
Notificacion de modificacion de direccion de la linea llamada	4.6.6.19	No	No	-
Notificacion de redireccionamiento de llamadas	4.6.6.20	No	No	-
Numeracion secuencial de paquetes ampliada	4.6.6.21	Si	Si	Si

Nombre de la facilidad o parámetro del interfaz	Referencia a la definición	Negociable en los paquetes de petición de registro y de confirmación de registro	Indicación en los paquetes de confirmación de registro, de si el DTCE admite o no la facilidad	Negociable únicamente cuando todos los canales lógicos utilizados para llamadas virtuales están en estado PI
Prohibición de llamadas entrantes	4.6.6.22	Sí	No	No
Prohibición de llamadas salientes	4.6.6.23	Sí	No	No
Prohibición de llamadas entrantes dentro de un GCU	4.6.6.24	NO	NO	-
Prohibición de llamadas salientes dentro de un GCU	4.6.6.25	NO	NO	-
Prohibición de tasación local	4.6.6.26	No	Sí	-
Redireccionamiento de llamadas	4.6.6.27	Véase nota 1		
Registro de facilidad en línea	4.6.6.28	Sí	Sí	Sí
Retransmisión de paquetes	4.6.6.29	Sí	Sí	Sí
Selección de GCU	4.6.6.30	No	No	-
Selección de grupo cerrado de usuarios	4.6.6.31	NO	NO	-
Selección de EPER	4.6.6.32	No	Sí	-
Selección de salida de un GCU con acceso de salida	4.6.6.33	NO	NO	-
Selección e indicación de retardo de tránsito	4.6.6.34	No	Sí	-
Selección por omisión en un GCU	4.6.6.35	NO	NO	-
Selección rápida	4.6.6.36	NO	NO	-
Tamaño de paquete por omisión	4.6.6.37	Sí	Sí	No
Tamaño de ventana por omisión	4.6.6.38	Sí	Sí	No

Figura 4.62. Facilidades facultativas de usuario.

Este consta de cuatro cifras decimales cada cifra esta codificada en binario en un semioceto, siendo el bit 5 del primer octeto el bit de orden inferior de la primera cifra, el bit 1 del primer octeto el bit de orden inferior de la segunda cifra, el bit 5 del segundo octeto el bit de orden inferior de la tercera cifra, y el bit 1 del segundo octeto el bit de orden inferior de la cuarta cifra.

4.6.6.31 Selección de grupo cerrado de usuarios.

Los miembros de un GCU pueden hacer uso de esta facilidad para comunicarse con otro miembro del GCU. La selección del GCU se especifica en el campo de facilidades del paquete de petición de llamada. Para la facilidad de selección de grupo cerrado de usuarios existen dos formatos que son:

- (a) Formato básico que consta de dos cifras decimales codificado en BCD en un semioceto, el bit 5 es el de orden inferior de la primera cifra y el bit 1 de orden inferior de la segunda cifra.
- (b) Formato ampliado el cual consta de cuatro cifras decimales codificado en BCD en un semioceto, el bit 5 del primer octeto es el bit de orden inferior de la primera cifra, el bit 1 del primer octeto, el bit de orden inferior de la segunda cifra, el bit 5 del segundo octeto, el bit de orden inferior de la tercera cifra y el bit 1 del segundo octeto, el bit de orden inferior de la cuarta cifra.

4.6.6.32 Selección de empresa privada de explotación reconocida (Selección de EPER).

Por medio de esta facilidad un usuario puede especificar una o una secuencia de redes a través de las cuales puede encaminarse una llamada virtual. La facilidad tiene dos formatos.

- Formato básico: el campo de parámetros contiene el código de identificación de la red de datos para la red de tránsito inicial de EPER solicitada, y consta de cuatro cifras decimales.
- Formato ampliado: el octeto que sigue al código de facilidad indica la longitud, en octetos del campo de parámetros de facilidad y tienen el valor $n \times 2$, en donde n es el número de redes de tránsito de EPER seleccionadas.

Cada red de tránsito de EPER se indica mediante un código de identificación de red de datos y consta de cuatro cifras decimales. Cada cifra se codifica en un semioceto en binario, siendo el bit 5 del primer octeto el bit de orden inferior de

la primera cifra, el bit 1 del primer octeto el bit de orden inferior de la segunda cifra, el bit 5 del segundo octeto el bit de orden inferior de la tercera cifra, y el bit 1 del segundo octeto el bit de orden inferior de la cuarta cifra.

Las redes de tránsito de EPER deben de aparecer en el campo de parámetros de facilidad en el orden en que el DTE llamante desea que sean atravesadas.

4.6.6.33 Selección de salida de un GCU con acceso de salida.

Los miembros de un GCU con acceso de salida pueden hacer uso de está facilidad para obtener el acceso de salida del GCU. La selección de salida del GCU se especifica en el campo de facilidades del paquete de llamada. Si un DTE recibe un paquete de llamada entrante en el que se utiliza la facilidad de selección de salida de un GCU, dicho DTE interpreta que la solicitud de llamada proviene de un DTE en un grupo cerrado de usuarios, el cual seleccionó la facilidad de salida del GCU. Un DTE que tiene declarado un GCU preferencial, no puede utilizar un mecanismo de selección. Esta facilidad puede llevarse a cabo en dos formatos.

- **Formato básico:** en el cual el índice del grupo cerrado de usuarios seleccionado para la llamada virtual consta de dos cifras decimales. Cada cifra esta codificada en binario en un semiocteto, estableciendo el bit 5 como bit de orden inferior de la primera cifra y el bit 1 el bit de orden inferior de la segunda cifra.
- **Formato ampliado:** el formato ampliado consta de cuatro cifras decimales, la cual esta codificada en binario en un semiocteto, siendo el bit 5 del primer octeto el bit de orden inferior de la primera cifra, el bit 1 del primer octeto el bit de orden inferior de la segunda cifra, el bit 5 del segundo octeto el bit de orden inferior de la tercera cifra, y el bit 1 del segundo octeto el bit de orden inferior de la cuarta cifra.

4.6.6.34 Selección e indicación de retardo de tránsito.

El retardo de tránsito es un parámetro de naturaleza aleatoria, inherente a las técnicas de transmisión y conmutación de paquetes de datos. Para cada llamada puede solicitarse un retardo de tránsito característico. La selección del retardo de tránsito y la indicación al DTE llamante y al DTE llamado del valor de retardo de tránsito que se aplica a su llamada virtual se efectúa por medio de esta facilidad de selección e indicación del retardo de tránsito que desea en el paquete de petición de llamada. La red a su vez asigna los recursos necesarios para que el tiempo de retardo real sea comparable con el solicitado.

El parámetro consta de dos octetos. El retardo de tránsito se expresa en milisegundos, codificados en binario, siendo el bit 8 del octeto 1 el bit de orden superior y el bit 1 del octeto 2 el de orden inferior. El retardo de tránsito expresado puede tener un valor de 0 a 65534 (todos los bits puestos a 1, salvo el bit de orden inferior).

Para el caso particular en que el valor 65535 es transmitido al DTE llamante es porque la red de tránsito que interviene en la llamada virtual no admite esta facilidad y por tanto en DTE llamante debe interpretar este valor como una indicación de que el retardo de tránsito real no puede transmitirse.

4.6.6.35 Selección por omisión en un GCU.

Si no se especifica uno de los dos tipos posibles de facilidad de selección que tiene un DTE miembro de un GCU, se interpreta que se está haciendo uso de la siguiente facilidad:

- Para un DTE que pertenece a un GCU (sin acceso de salida): selección de GCU. Para un DTE que pertenece a un GCU con acceso de salida, el cual ha sido declarado con preferencial: selección de GCU o selección de salida, de acuerdo a la dirección del DTE al que se desea llamar.
- Para un DTE que pertenece a un GCU no preferencial: selección de salida.

4.6.6.36 Selección rápida.

La facilidad de selección más rápida es una facilidad que permite al usuario de una red de datos de conmutación de paquetes, tener acceso a un servicio de comunicación de datos sin conexión. Esto es porque esta facilidad permite disponer de un campo de datos de usuario de hasta 128 octetos, en los paquetes de petición de llamada, llamada aceptada, petición de liberación y confirmación de liberación.

Se dispone de dos modalidades de la facilidad de selección rápida: con restricción de respuesta y sin restricción de respuesta. Cuando se usa la facilidad de selección rápida con restricción de respuesta, básicamente, la comunicación entre DTE originador y DTE llamado consiste en el envío de un paquete de petición de llamada por el originador, el cual llega como paquete de llamada entrante al DTE llamado, este contesta con un paquete de petición de liberación, el cual llega al DTE originador como un paquete de indicación de liberación; para que finalmente el originador envíe un paquete de confirmación de liberación, el cual llega hasta el DTE llamado, a través de la red.

El uso de la facilidad de selección rápida sin restricción de respuesta básicamente implica el poder disponer de campos de datos de 128 octetos en los paquetes ya enlistados; el resto del procedimiento es exactamente el mismo que en el caso de una llamada virtual. Para la codificación de selección rápida véase el punto 4.6.6.3.

4.6.6.37 Tamaño de paquete por omisión.

El usuario selecciona el tamaño del paquete por omisión, cuando no solicita explícitamente un determinado tamaño de paquete, al iniciarse una llamada virtual (por medio del paquete de petición de llamada). Evidentemente, este tamaño de paquetes por omisión es elegido de la lista de tamaños de paquete que ofrece la red. Puede solicitarse la modificación del tamaño de paquete por omisión por medio de la facilidad de negociación de parámetros de control de flujo. El CCITT, refiere este concepto como "tamaños de paquetes por defecto no normalizados". La codificación del tamaño de paquete por omisión es de la siguiente forma:

Los bits 4,3,2 y 1 del primer octeto indican el tamaño de paquete para el sentido de transmisión de datos que parte del DTCE. Los bits 4,3,2 y 1 del segundo octeto indican el tamaño de paquete para el sentido de transmisión de datos que parte del DTE. Los bits 8,7,6 y 5 de cada octeto deben ser ceros.

Los cuatro bits que indican el tamaño de paquete se codifican en binario y expresan el logaritmo en base 2 del número de octetos del tamaño máximo del paquete. Las redes pueden ofrecer valores que van de 4 a 12, que corresponden a tamaños de paquetes de 16, 32, 64, 128, 256, 512, 1024, 2048 ó 4096 octetos o a un subconjunto de estos valores. Todas las administraciones deben ofrecer un tamaño de paquete de 128.

Nota - El registro sólo se aplica a los valores de facilidad para llamadas virtuales; no se aplica a los valores de facilidad para circuitos virtuales permanentes.

4.6.6.38 Tamaño de ventana por omisión.

El usuario selecciona el tamaño de ventana por omisión, cuando no solicita, explícitamente, un determinado tamaño de ventana, al iniciarse una llamada virtual (por medio del paquete de petición de llamada). Evidentemente, este tamaño de ventana por omisión es elegido de la lista de tamaños de ventana que ofrece la red. Puede solicitarse la modificación del tamaño de ventana por omisión, por medio de la facilidad de negociación de parámetros de control de flujo. El CCITT, refiere este concepto como "tamaño de ventana por defecto no normalizados". Los bits 7 a 1 del primer octeto indican el tamaño de la ventana para el sentido de transmisión de datos que parte del DTCE. Los bits 7 a 1 del segundo octeto indican el tamaño de la ventana para el sentido de transmisión de datos que parte del DTE. El bit 8 de cada debe ponerse a cero. Los bits que indican el tamaño de cada ventana se codifican en binario y expresan el tamaño de ésta. No está permitido el valor de cero. Los tamaños de ventana de 8 a 127 son válidos únicamente cuando se utiliza la numeración secuencial ampliada. Las gamas de valores permitidos por una red dependen de ésta. Todas las redes ofrecerán un tamaño de ventana de 2.

Nota - El registro sólo se aplica a los valores de facilidad para llamadas virtuales; no se aplica a los valores de facilidad para circuitos virtuales permanentes.

4.6.7 Modo de vigencia de las facilidades de X.25.

Hay tres modalidades de vigencia de facilidad de las distintas facilidades que tiene previstas el CCITT. Estas son:

- Para todos los canales lógicos del interfaz.
- Para un canal lógico determinado.
- Llamada por llamada.

Los dos primeros tipos de modalidad se aplican a todas las llamadas virtuales que se efectúen en el interfaz o en el canal lógico durante el período en que está vigente la correspondiente facilidad. La tercera modalidad de facilidad debe solicitarse llamada por llamada. La condición de una facilidad aplicable en forma temporal en las primeras dos modalidades puede modificarse mediante el procedimiento implícito en la facilidad de registro de facilidad.

4.6.8 Codificación del campo de facilidad.

El campo de facilidades, cuando se incluye en un paquete, puede constar de uno o varios elementos. Cada elemento está definido por un campo de clase de facilidad y el campo de parámetros de facilidad. El primer octeto de cada elemento del campo de facilidades indica la facilidad o facilidades que se están solicitando, por medio del código de facilidad. Este código puede ser de cuatro clases; las clases son las indicadas en la figura 4.63. Como puede verse en la figura 4.63, las clases de código de facilidad determinan el número de octetos con que se codifica el parámetro de facilidad.

Nótese que los primeros dos bits del octeto de clase de facilidad, definen la longitud del elemento; nótese también que de acuerdo con esta clasificación del código de facilidad, la codificación puede ser de dos octetos, tres octetos, o "n" octetos. En este último caso, "n" es la longitud del código, en octetos, y dicha longitud se define en el octeto que sigue al código de clase de facilidad, la longitud del campo de parámetros de facilidad/registro se codifica en forma binaria, y el bit 1 es el bit de orden inferior de dicho indicador.

El campo de código de facilidad/registro se codifica en forma binaria y, cuando no está ampliado, proporciona un máximo de 64 códigos de facilidad/registro para cada una de las clases A,B y C y 63 códigos de facilidad/registro para la clase D, lo que hace un total de 255 códigos de facilidad/registro. El código de facilidad/registro 1111111 se reserva para la ampliación del código de facilidad/registro, el octeto que le sigue indica un código de facilidad/registro ampliado que tiene el formato A,B,C o D definido anteriormente. se permite la repetición del código de facilidad/registro 1111111 para obtener más ampliaciones.

La codificación del campo de parámetros de facilidad/registro depende de la facilidad que se pida o negocie. Puede asignarse un código de facilidad/registro para identificar un cierto número de facilidades específicas, cada una de las cuales tiene un bit en el campo de parámetros que indica facilidad pedida o facilidad no pedida. En esta situación, el campo de parámetros está codificado en forma binaria de modo que cada posición de bit corresponde a una facilidad específica. Un 0 indica que la facilidad asociada a este bit no se ha pedido y un 1 indica que la facilidad asociada a este bit se ha pedido.

Las posiciones de bit parámetro no asignadas a una facilidad específica se ponen a cero. Si no se pide ninguna de las facilidades representadas por el código de facilidad/registro para una llamada virtual o para el registro de facilidad en línea, el código de facilidad/registro y su campo de parámetro asociado no necesitan estar presentes. Un ejemplo típico de código de facilidad de dos octetos es la solicitud de llamada por cobrar; un ejemplo de código de facilidad de tres octetos, es la especificación de la velocidad de transmisión. En la figura 4.64 se muestran los formatos generales de los códigos de facilidad; estos formatos también son aplicables a los códigos de registro. Por otro lado, en la tabla de la figura 4.65 se muestra una lista de facilidades con sus correspondientes codificaciones.

Bits	8	7	6	5	4	3	2	1	Aplicación de la clase de acuerdo al número de octetos
Clase A	0	0	X	X	X	X	X	X	Para un campo de parámetros de un sólo octeto
Clase B	0	1	X	X	X	X	X	X	Para un campo de parámetros de dos octetos
Clase C	1	0	X	X	X	X	X	X	Para un campo de parámetros de tres octetos
Clase D	1	1	X	X	X	X	X	X	Para un campo de parámetro de longitud variable

Figura 4.63. Clases de código de facilidad.

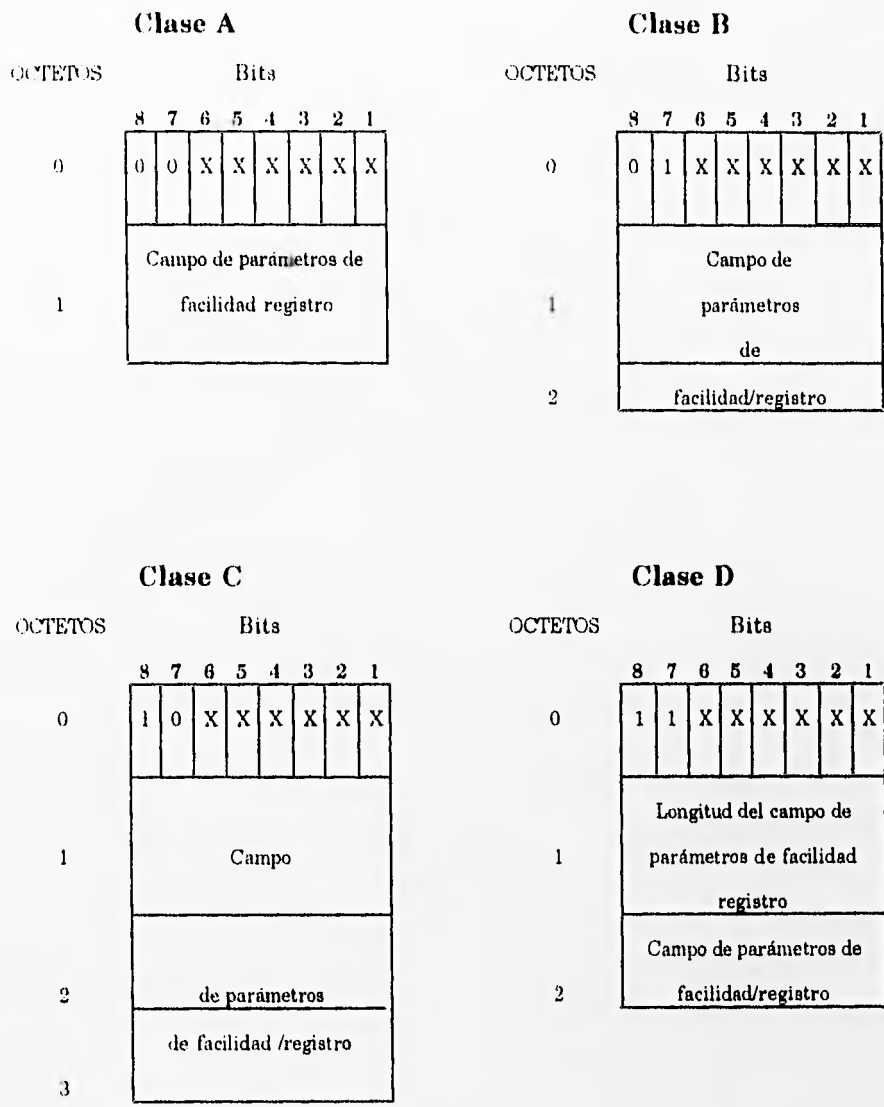


Figura 4.64. Formatos generales de los códigos de facilidad y registro.

FACILIDAD	CODIGO DE FACILIDAD	CODIFICACION DE LOS PARAMETROS DE FACILIDAD	DESCRIPCION DEL CODIGO DE FACILIDAD
Negociacion de facilidad de Tx (Clase de caudal)	00000010	vel DTE llamado vel DTE que llama	En la tabla de la figura 4.59 se indica los codigos que corresponden a las distintas velocidades de Tx estandar.
Negociacion de tamaño de paquete	01000010	0000 tamaño de pte. DTE que llama	Se codifica el logaritmo de base 2 del tamaño del pte requerido los valores permitidos van de 4 a 10
		0000 tamaño de pte. DTE llamado	
Negociacion de tamaño de ventana	01000011	0 tamaño ventana DTE 0 tamaño ventana DTCE.	
Selección de gpo cerrado de usuarios (formato básico)	00000011	Índice del gcu	El índice del gcu son dos cifras decimales en BCD.
Selección de grupo cerrado de usuarios (formato ampliado)	01000111	Índice del gcu Índice del gcu	El índice del gcu son 4 cifras decimales en BCD.
Selección de gcu con acceso de salida (formato básico)	00001001	Índice del gcu	El índice del gcu son dos cifras decimales en BCD.
Selección de gcu con acceso de salida (formato ampliado)	01001000	Índice del gcu Índice del gcu	El índice del gcu son 4 cifras decimales en BCD.
Selección de grupo cerrado de usuarios bilateral	01000001	Índice del gcu Índice del gcu	El índice del gcu son 4 cifras decimales en BCD.
Llamada por cobrar	00000001	0000000X	X es 1 para solicitar llamada por cobrar y 0 si no lo solicita.
Selección rápida.	00000001	XX000000	Los bits 7 y 8 marcados con X pueden ser 10 si no se requiere respuesta; y 11 si se requiere.
Identificación de usuario	11000110	Long de parametro identificación de usuario	La identificación de usuario tiene la longitud indicada en el primer oct. del campo de param. formato libre.
Información de tasación solicitud de servicio.	00000100	0000000X	X es 1 si se solicita información y 0 si no.
Información de tasación cantidad monetaria.	11000101	longitud de parámetro costo de la llamada	La información del costo de la llamada cuya longitud se indica en el primer octeto del campo tiene formato libre.
Información de tasación cantidad de segmentos.	11000010	Longitud de parámetro cantidad de segmentos.	La información de la cantidad de segmentos cuya longitud se indica en el primer octeto del campo tiene 8 octetos por cada periodo de tarif. 4 por cada sentido de Tx. (8 cifras en BCD).
Información de tasación duración de la comunicación	11000001	Longitud de parámetro duración.	La información de la duración cuya longitud se indica en el primer octeto del campo tiene 4 octetos por cada periodo de tarificación se codifican en cada octeto 2 dígitos BCD con días, horas, minutos y segundos.
Información de tasación distancia	Pendiente de especificación por el CCITT		
Selección de EPER (formato básico)	01000100	C. de identif. de EPER C. de identif. de EPER	La EPER se identifica con 4 cifras en BCD.
Selección de EPER (formato básico)	11000100	Longitud de parámetro	La longitud de parámetro es de 2 octetos por cada EPER, indicada en 4 cifras en BCD.
Selección e indicación de retardo de tránsito	01001001	retardo oct. 1 retardo oct.2	El retardo se codifica en campos de 16 bits, el octeto 1 tiene los 8 bits de orden superior.
Notificación de modificación de dirección de línea llamada	00001000	Causa de redireccionamiento	Observese la tabla de la fig 4.59 la codificación de la causa de redireccionamiento.
Notificación de redireccionamiento de la línea llamada	11000011	Causa de redireccionamiento	Observase la tabla de la fig 4.59 la codificación de la causa de redireccionamiento.
Selección de desviación de llamada	11010001	Longitud de parámetros	La longitud del parámetro es de 2 octetos, se codifica en código BCD.
Código reservado para ampliación	11111111		Cuando se definen códigos adicionales y se requiere ampliar el código se usa este octeto para cambiar la interpretación del código.

Figura 4.65. Codificación del campo de facilidades.

Bits o	4	3	2	1	Clase de caudal
Bits	8	7	6	5	(bit/s)
	0	0	0	0	Reservado
	0	0	0	1	Reservado
	0	0	1	0	Reservado
	0	0	1	1	75
	0	1	0	0	150
	0	1	0	1	300
	0	1	1	0	600
	0	1	1	1	1200
	1	0	0	0	2400
	1	0	0	1	4800
	1	0	1	0	9600
	1	0	1	1	19200
	1	1	0	0	48000
	1	1	0	1	Reservado
	1	1	1	0	Reservado
	1	1	1	1	Reservado

Figura 4.66. Codificación correspondiente a las velocidades de transmisión.

CAUSA	BITS DE CODIGO							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Distribución de la llamada en un grupo de búsqueda	0	0	0	0	0	1	1	1
DTE llamado ocupado	0	0	0	0	0	0	0	1
DTE llamado fuera de servicio	0	0	0	0	1	0	0	1
Solicitud de redireccionamiento Sistemático	0	0	0	0	1	1	1	1
Desviación de la llamada por el DTE llamado inicialmente.	1	1	X	X	X	X	X	X

Figura 4.67. Codificación de la causa de redireccionamiento.

4.6.9 Codificación de los campos de código de registro.

La codificación de los campos de registro de los paquetes de facilidad y confirmación de registro tienen el mismo formato que la codificación de los campos de código de facilidad, dicho formato es el de la figura 4.64. Por lo mismo, también en este caso hay dos elementos que componen el campo, los cuales son: el código de registro y el código de parámetro.

Bits o	4	3	2	1	Clase de caudal
Bits	8	7	6	5	(bit/s)
	0	0	0	0	Reservado
	0	0	0	1	Reservado
	0	0	1	0	Reservado
	0	0	1	1	75
	0	1	0	0	150
	0	1	0	1	300
	0	1	1	0	600
	0	1	1	1	1200
	1	0	0	0	2400
	1	0	0	1	4800
	1	0	1	0	9600
	1	0	1	1	19200
	1	1	0	0	48000
	1	1	0	1	Reservado
	1	1	1	0	Reservado
	1	1	1	1	Reservado

Figura 4.66. Codificación correspondiente a las velocidades de transmisión.

CAUSA	BITS DE CODIGO							
	8	7	6	5	4	3	2	1
Distribución de la llamada en un grupo de búsqueda	0	0	0	0	0	1	1	1
DTE llamado ocupado	0	0	0	0	0	0	0	1
DTE llamado fuera de servicio	0	0	0	0	1	0	0	1
Solicitud de redireccionamiento Sistemático	0	0	0	0	1	1	1	1
Desviación de la llamada por el DTE llamado inicialmente.	1	1	X	X	X	X	X	X

Figura 4.67. Codificación de la causa de redireccionamiento.

4.6.9 Codificación de los campos de código de registro.

La codificación de los campos de registro de los paquetes de facilidad y confirmación de registro tienen el mismo formato que la codificación de los campos de código de facilidad, dicho formato es el de la figura 4.64. Por lo mismo, también en este caso hay dos elementos que componen el campo, los cuales son: el código de registro y el código de parámetro.

En la tabla de la figura 4.68 se muestran los códigos de registro que están previstos y los paquetes a los cuales se aplican.

FACILIDAD	Puede utilizarse en un paquete de		Código de registro								
	Petición de registro	Confirmación de registro	Bits								
			8	7	6	5	4	3	2	1	
Facilidades que pueden negociarse únicamente cuando todos los canales lógicos usados para llamadas virtuales están en el estado p1	X	X	0	0	0	0	0	0	1	0	1
Facilidades que pueden negociarse en cualquier momento	X	X	0	1	0	0	0	0	1	0	1
Disponibilidad de facilidades		X	0	1	0	0	0	0	1	1	0
valores de facilidades no negociadas		X	0	0	0	0	0	0	1	1	0
Asignación de clases de caudal por defecto	X	X	0	0	0	0	0	0	0	1	0
Tamaños de paquete por defecto no normalizados	X	X	0	1	0	0	0	0	0	1	0
Tamaños de ventana por defecto no normalizados	X	X	0	1	0	0	0	0	0	1	1
Gamas de tipos de canales lógicos	X	X	1	1	0	0	1	0	0	0	0

Figura 4.68. Codificación del código de registro.

La ausencia del código de registro en un paquete de solicitud de registro, indica que el DTE no desea modificar la condición en que se encuentran las distintas facilidades de las cuales dispone. La ausencia del mismo campo en un paquete de confirmación de registro, indica que el DTCE no tiene disponible la correspondiente facilidad o que no permite la negociación de dicha facilidad por medio de la facilidad de registro en línea.

En las figuras 4.69 a 4.76 se muestra la codificación que corresponde a cada uno de los campos de parámetro asociados a los ocho diferentes códigos de registro que tiene actualmente previstos el CCITT. El DTE pone a 1 o a 0 el bit que corresponde a una facilidad para solicitar que se cambie la condición en que se encuentra a la condición especificada, 1 indica vigente, 0 no vigente. El DTCE emplea el mismo procedimiento en los paquetes de confirmación de registro, para indicar la condición en que se encuentra una facilidad.

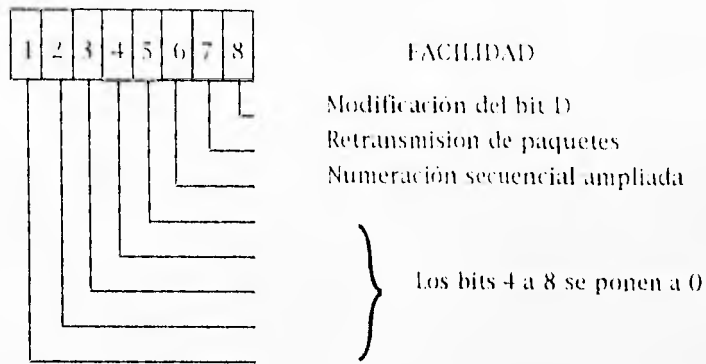


Figura 4.69. Codificación de parámetro de registro para facilidades que solo pueden negociarse cuando todos los canales lógicos se encuentran en el estado preparado (P1).

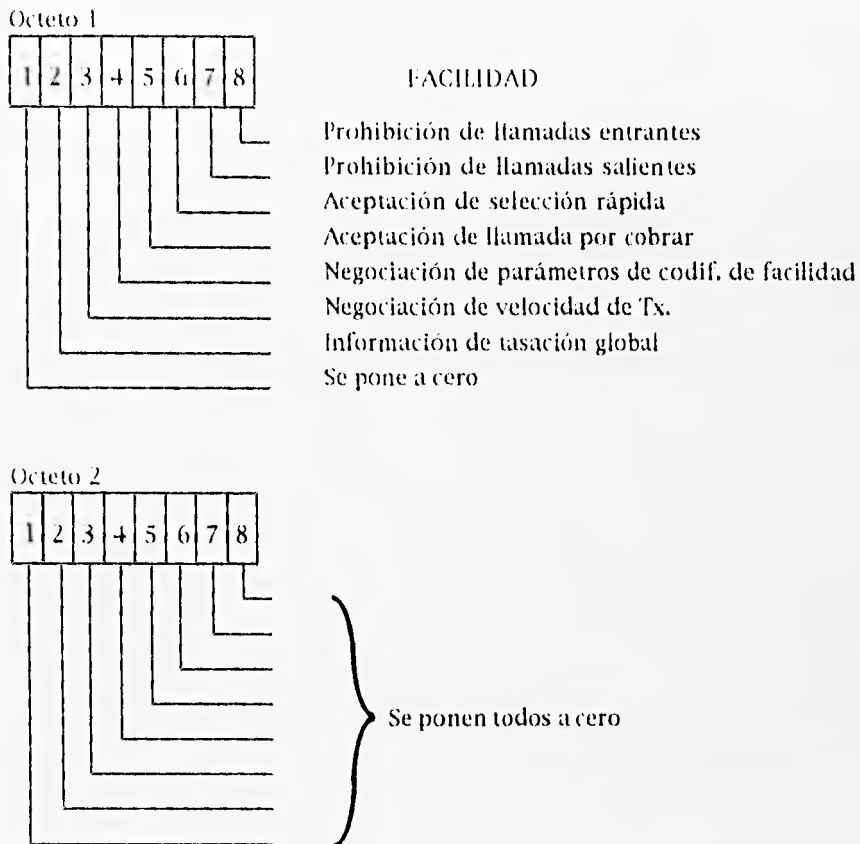


Figura 4.70. Codificación de parámetro de registro para facilidades que pueden negociarse en cualquier momento.

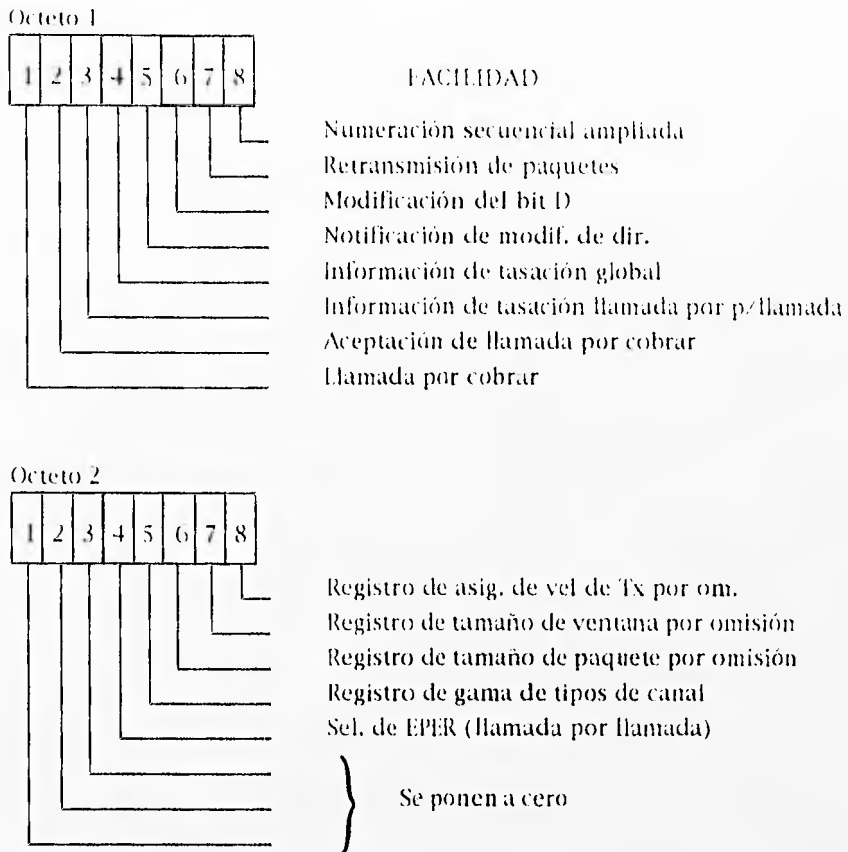


Figura 4.71. Codificación de parámetro de registro para la indicación de disponibilidad de facilidades.

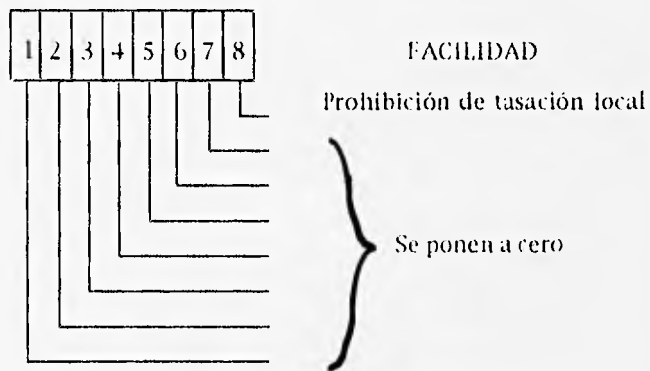


Figura 4.72. Codificación de parámetro de registro para valores de facilidades no negociables.

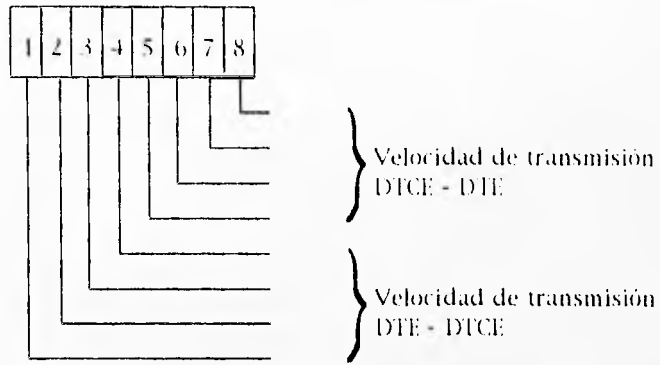


Figura 4.73. Codificación de parámetro de Registro para el Registro de velocidades de Transmisión por omisión.

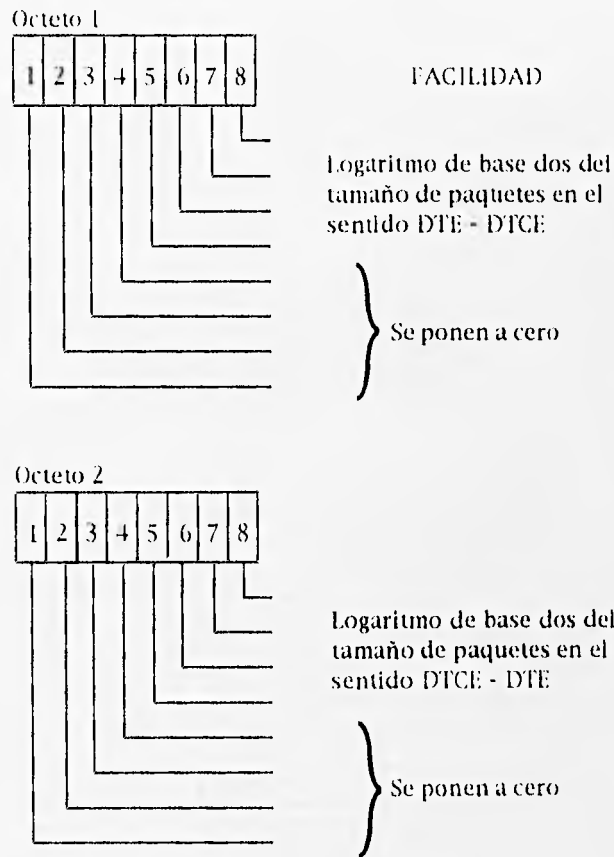


Figura 4.74. Codificación de parámetro de registro para el Registro de Tamaño de Paquete por Omisión.

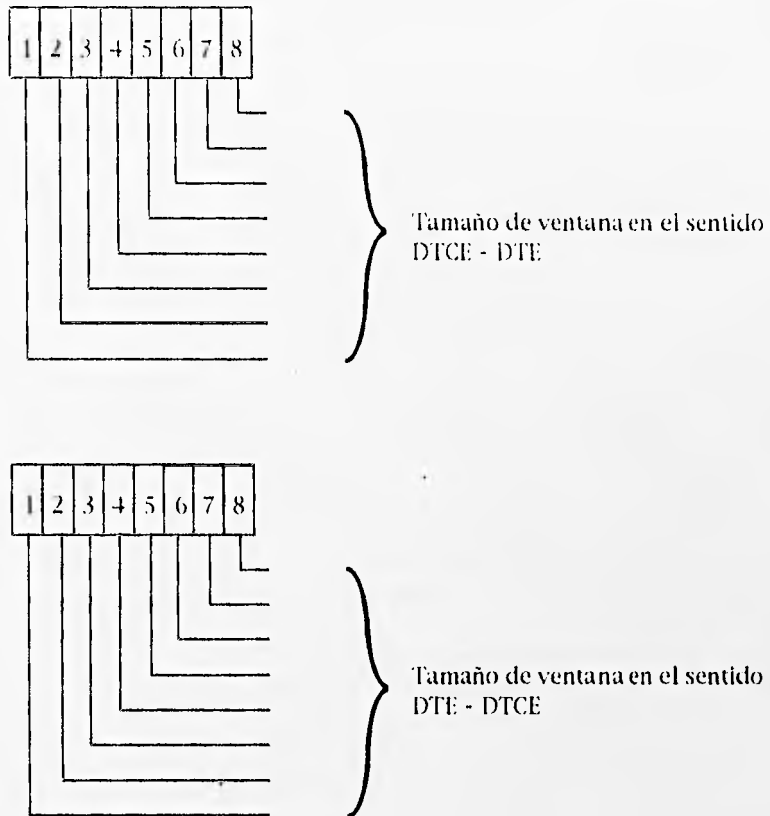


Figura 4.75. Codificación de parametro de registro para el registro de tamaño de ventana por omisión.

BITS									
OCTETO	8	7	6	5	4	3	2	1	
	0	0	0	0	1	1	1	0	Longitud del parámetro (14 octetos)
1	0	0	0	0	grupo CEB			No. de grupo canal entrante más bajo	
2	No. de canales CEB				Número de canal entrante más bajo				
3	0	0	0	0	grupo CEA			No. de grupo canal entrante más bajo	
4	No. de canales CEA				Número de canal entrante más alto				
5	0	0	0	0	grupo CBB			No. de grupo canal bidireccional más bajo	
6	No. de canales CBB				Número de canal bidireccional más bajo				
7	0	0	0	0	grupo CBA			No. de grupo canal bidireccional más alto	
8	No. de canales CBA				Número de canal bidireccional más alto				
9	0	0	0	0	grupo CSB			No. de grupo canal saliente más bajo	
10	No. de canales CSB				Número de canal saliente más bajo				
11	0	0	0	0	grupo CSA			No. de grupo canal saliente más alto	
12	No. de canales CSA				Número de canal saliente más alto				
13	0	0	0	0	X	X	X	X	Número total de canales virtuales el bit 4 del octeto 13
14	X	X	X	X	X	X	X	X	es el bos el bit 1 del octeto 14 es el boi

Figura 76. Codificación de parámetro de Registro para el Registro de Gammas de Tipo de Canales Lógicos

4.7 Procedimientos de establecimiento y liberación.

4.7.1 Procedimientos para el servicio de circuitos virtuales.

A continuación se describen los procedimientos de establecimiento y liberación de llamadas virtuales del protocolo X.25 en su nivel de paquetes. En la figura 4.78 se muestran los diagramas de transición de estados que definen estos procedimientos. La figura 4.77 define la simbología empleada en estos diagramas

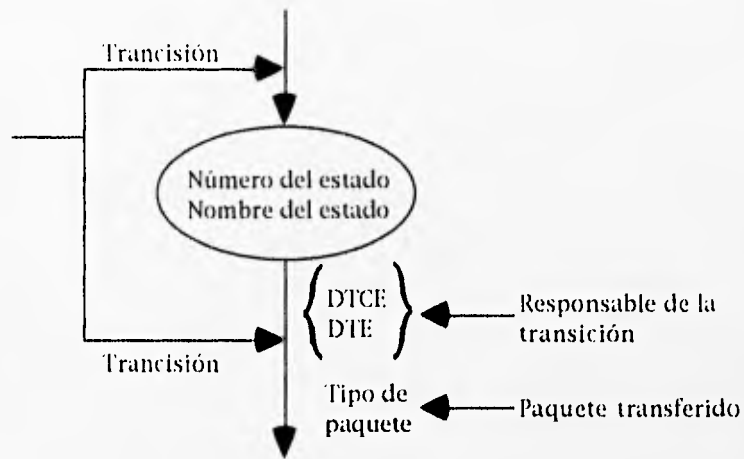


Figura 4.77. Simbología empleada en los diagramas de transición de estados. Nivel de paquetes.

4.7.2 Procedimientos de establecimiento y liberación de llamadas virtuales.

Estos procedimientos, aplicables exclusivamente a las llamadas virtuales, permiten establecer el canal lógico, a través del cual se cursará la información. En la figura 4.78 se muestra el diagrama de transición de estados que especifica estos procedimientos. El funcionamiento de los procedimientos es el siguiente:

4.7.2.1 Procedimiento de establecimiento de la llamada virtual.

La figura 4.78 muestra dos diagramas de transición de estados, uno para la fase o procedimiento de establecimiento de la llamada virtual y el otro para la fase de liberación. Como puede apreciarse, la dinámica que sigue el primero de los procedimientos mencionados es el siguiente:

- Si no hay llamadas en curso, el canal lógico está en el estado preparado (p1).
- Cuando el DTE desea hacer una llamada virtual, envía un paquete de petición de llamada en un canal lógico dado. Este canal lógico, seleccionado por la terminal para realizar su llamada virtual queda en el estado DTE en espera(p2). El canal lógico seleccionado debe ser el más alto de los que la administración ha asignado al usuario y que se encuentran disponibles; esto es con el propósito de que se reduzca la posibilidad de colisión de llamadas. En el paquete se especifica la dirección del abonado con el que se desea establecer la llamada; esta dirección puede ser una dirección de red de acuerdo con la recomendación X.121, una dirección abreviada, o la identificación que indique la administración de la red. Opcionalmente, también puede enviarse la dirección del usuario que llama en el campo de dirección correspondiente.

En el campo de facilidades del paquete de petición de llamada se deben incluir todas las facilidades que requiere el usuario, las cuales se pueden pedir llamada por llamada (ver sección 4.6.6). Al tiempo que el DTE envía el paquete de petición de llamada, hace que se arranque un temporizador, el cual determina el tiempo máximo que esperará el DTE la respuesta del DTCE; de no recibir la respuesta, expirará la temporización y el DTE retransmitirá el paquete de petición de llamada. El tiempo transcurrido en el estado DTE en espera no debe exceder de 200 segundos.

- El DTCE indica que ya se estableció la llamada, enviando el paquete de comunicación establecida, con el mismo canal lógico del paquete de petición de llamada que previamente envió el DTE. El canal lógico pasa al estado de transferencia de datos. En el paquete de comunicación establecida se deben mencionar todas aquellas facilidades que el DTCE aceptó y los valores aceptados. Si hay una facilidad la cual no tiene derecho el usuario o si la facilidad no es

ofrecida por la red, el DTCE libera la llamada poniendo como causa de liberación de "petición de facilidad no-válida". Si no se pudo establecer la llamada porque el abonado llamado está ocupado, hay congestión de la red, etc. el DTCE libera la llamada dando la causa de liberación correspondiente.

- Cuando hay una llamada entrante, el DTCE envía el paquete de llamada entrante. El canal lógico seleccionado por la red para esta comunicación pasa al estado DTCE en espera (p3). El DTCE debe escoger el canal lógico de menor número para evitar colisiones de llamadas. En este paquete debe incluirse la dirección del abonado que llama y la del abonado llamado (la última es opcional). En el paquete de llamada entrante, también deben incluirse las facilidades requeridas, de acuerdo a las peticiones del abonado que llama. Asimismo, el DTCE pone en marcha un mecanismo de temporización; si el DTE, no responde en el tiempo previsto, el DTCE liberará la llamada.

En el estado DTCE en espera no se debe permanecer más de 180 segundos; el DTE debe enviar el paquete de llamada aceptada o uno de petición de liberación antes de que expire esta temporización. De otro modo el DTCE considera que hubo error de procedimiento y procede a liberar el canal lógico.

- Si el DTE acepta la llamada, envía el paquete de llamada aceptada con el mismo canal lógico que tenía el paquete de llamada entrante que previamente se recibió. El canal pasa al estado de transferencia de datos.

En el paquete de llamada de aceptada, el DTE puede indicar las facilidades que acepta y los valores de los parámetros de control de flujo y velocidad de transmisión que finalmente aceptó. Obviamente, todos los valores de parámetro deben ser valores permitidos por la red, pero además, los tamaños de ventana y de paquete deben ser mayores que los valores propuestos por el DTCE en el paquete de llamada entrante y las velocidades de transmisión deben ser menores.

- Cuando el DTE envía un paquete de petición de llamada y simultáneamente el DTCE envía un paquete de llamada entrante, por el mismo canal lógico, se produce una colisión de llamadas. El DTCE debe dar curso a la petición de llamada y anular la llamada entrante.

4.7.2.2 Procedimiento de liberación de la llamada virtual.

La misma figura 4.78 muestra el diagrama de transición de estados para la fase o procedimiento de liberación de la llamada virtual. La dinámica que sigue este procedimiento es el siguiente:

- El DTE puede solicitar la liberación de una llamada virtual, enviando un paquete de petición de liberación a través del interfaz DTE-DTCE. El canal lógico pasa al estado de petición de liberación por el DTE (p6). El DTCE responde positivamente a esta solicitud, enviando un paquete de confirmación de liberación y después de esto el canal pasa al estado preparado (p1).

El tiempo transcurrido en el estado de petición de liberación por el DTE no debe ser mayor de 180 segundos, sin embargo, si expira la temporización se retransmite un paquete de petición de liberación. Es posible que después de enviar el paquete de petición de liberación, el DTE reciba otros paquetes antes de recibir el de confirmación de liberación, dependiendo del estado en que se encuentre el canal lógico.

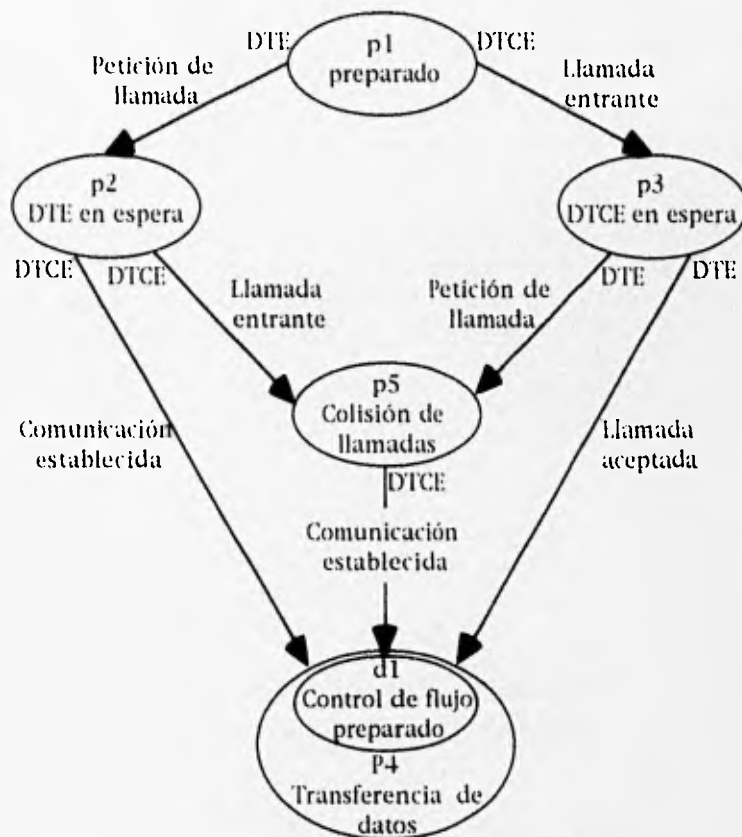
El DTE puede usar el campo de facilidades del paquete de petición de liberación para solicitar facilidades como el de solicitud de servicio de información de tasación llamada por llamada.

- El DTCE puede indicar la liberación de un canal lógico, transfiriendo un paquete de indicación de liberación. El canal lógico para el estado de indicación de liberación por el DTCE (p7). El DTE responde con el paquete de confirmación de liberación y entonces el canal pasa al estado preparado (p1).

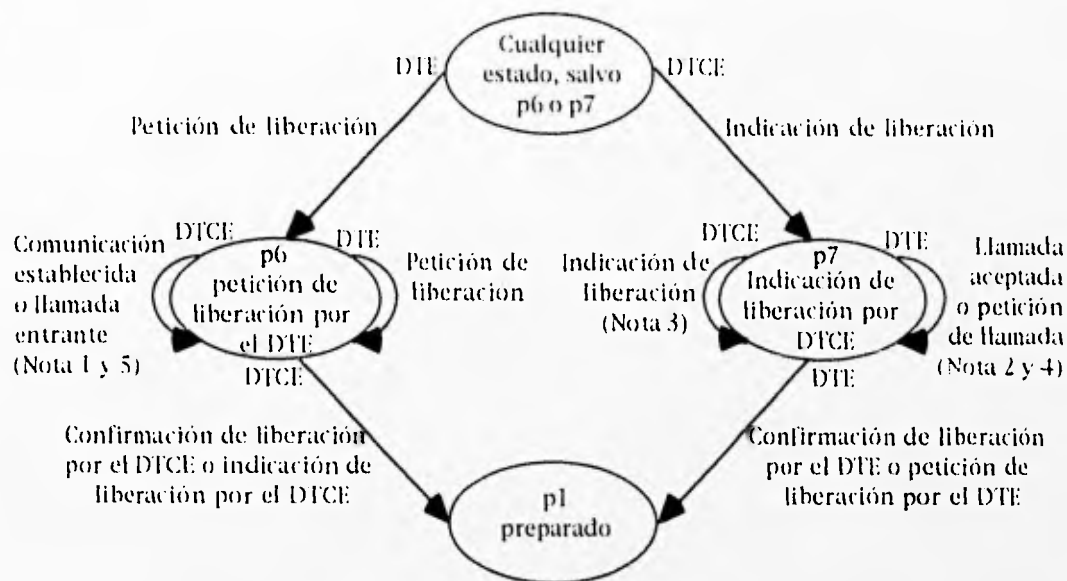
El estado de indicación de liberación por el DTCE no debe durar más de 60 segundos, ahora que también en este caso, al expirar la temporización se retransmite el paquete de indicación de liberación y en ella especifica las causas por las cuales no se pudo establecer el enlace. Asimismo, en el campo de facilidades del paquete de indicación de liberación se envía información sobre facilidades como la de notificación de modificación de la línea llamada, información de tasación etc.

- Cuando simultáneamente el DTE envía una petición de liberación y el DTCE una indicación de liberación en el mismo canal lógico, el DTCE da por terminada la liberación sin esperar el paquete de confirmación de liberación. Esta misma regla debe aplicar el DTE.
- Cuando el canal lógico se encuentra en el estado de indicación de liberación por el DTCE (p7), la red hace caso omiso de todos los paquetes de datos e interrupción que se estén cursando; lo cual debe considerarse en el diseño de los protocolos de comunicación DTE-DTE.

A continuación se definen los distintos estados en los que puede encontrarse la interfaz DTE-DTCE, durante los procedimientos de establecimiento y liberación de la llamada, los cuales están indicados en la figura 4.78.



a) Fase de establecimiento de la comunicación



b) Fase de liberación de la comunicación

- Nota 1 - Esta transición sólo es posible si el estado anterior era DTE en espera (p2).
- Nota 2 - Esta transición sólo es posible si el estado anterior era DTCE en espera (p3).
- Nota 3 - Esta transición puede tener lugar después del periodo de temporización T13.
- Nota 4 - Esta transición sólo es posible si el estado anterior era preparado (p1) o DTCE en espera (p3).
- Nota 5 - Esta transición sólo es posible si el estado anterior era preparado (p1) o DTE en espera (p2).

Figura 4.78. Diagrama de transición de estados. Procedimiento de establecimiento y liberación de la comunicación.

ESTADO	DESCRIPCION
p1	Preparado. El DTE o el DTCE, se encuentran preparados para iniciar un nuevo proceso de conexión de una llamada virtual.
p2	DTE en espera. El DTE envió un paquete de petición de llamada y se encuentra en espera de que el DTCE le informe sobre el resultado de sus acciones para establecer la llamada virtual.
p3	DTCE en espera. El DTCE envió un paquete de llamada entrante y se encuentra en espera que el DTE acepte o no dicha llamada virtual.
p4	Transferencia de datos. La llamada está establecida. En este estado se pueden intercambiar paquetes de datos, control de flujo, interrupción y reiniciación, a través del interfaz DTCE-DTE nivel de paquetes.
p5	Colisión de llamadas. El DTE y el DTCE, enviaron simultáneamente un paquete de llamada, el DTCE debe atender con prioridad la solicitud del DTE en este caso.
p6	Petición de liberación por el DTE. El DTE envió un paquete de petición de liberación y se encuentra en espera de que el DTCE confirme la liberación de la llamada.
p7	Indicación de liberación por el DTCE. El DTCE envió un paquete de indicación de liberación y se encuentra en espera de que el DTE confirme dicha liberación.

4.6.2.3 Circuitos virtuales permanentes.

Los circuitos virtuales permanentes no requieren del establecimiento y liberación del enlace por llamada por llamada y por lo tanto no se requiere en este caso contar con los procedimientos de establecimiento y liberación.

4.8 Control de flujo de la información. (Procedimiento de transferencia de datos e interrupciones en llamadas virtuales y circuitos virtuales permanentes.

4.8.1 Principios básicos.

- **Estado de transferencia de datos.** La transferencia de datos se realiza cuando el canal lógico está en el estado de transferencia de datos, después de haberse efectuado el procedimiento de establecimiento de la comunicación. Los circuitos virtuales permanentes normalmente deben estar en este estado, excepto, cuando se realiza el procedimiento de rearranque. En este estado pueden transmitirse paquetes de datos, interrupción, control de flujo y reiniciación, los cuales son aplicables a los procedimientos de control de flujo, interrupción y reiniciación que se describen más adelante.
- **Acuse de recibo extremo a extremo.** Cuando la terminal desea recibir un acuse de recibo extremo a extremo de los datos que está transmitiendo, lo solicita poniendo a 1 el bit de confirmación de entrega (bit 7 o bit D del identificador general de formato, ver figura 2 y 4) del paquete de petición de llamada. El acuse de recibo se realiza por medio del contador de respuesta P(R). Si en el enlace terminal-terminal hay una red que no acepta el procedimiento del bit D para acuse de recibo extremo a extremo, se libera la comunicación, dando como causa destino incompatible. Si por error, el bit D de un paquete, se pone a uno, se reinicia la llamada virtual o el circuito virtual permanente, dando como causa destino incompatible y como diagnóstico, identificador general de formato no-válido.
- **Transparencia en el envío de información.** En ambos tipos de servicios con circuitos virtuales, la transparencia de datos entre dos DTE en el nivel de paquetes debe ser transparente, debe mantenerse el orden de los bits y las secuencias de paquetes deben entregarse como secuencias completas de paquetes.
- **Longitud del campo de datos.** La longitud normal del campo de datos de un paquete de datos es de 128 octetos, no obstante, también pueden tenerse las longitudes de 16, 32, 64, 256, 512, 1024, 2048 y 4096 octetos. La longitud del

campo de datos puede negociarse llamada por llamada, haciendo uso de la facilidad de negociación de parámetros de control de flujo, al establecerse la comunicación. Si la longitud del campo de datos de un paquete excede del máximo permitido o convenido, el DTCE reinicia la llamada virtual, dando como causa error de procedimiento local.

- **División de código por medio del bit calificador Q.** Una terminal puede transmitir datos en más de un nivel (división de código), por medio del bit calificador (bit Q, ver figura 58). Cuando se transmiten los datos en un sólo nivel se envían los paquetes con Q siempre en el mismo valor. Cuando se usan los dos niveles aludidos, se alterna el bit Q de acuerdo al nivel en que se está transmitiendo. La numeración de los paquetes es independiente del nivel.
- **Control de flujo.** Controlar el flujo significa limitar el caudal o velocidad de transferencia de datos de una terminal de datos a la otra distante, de manera tal que se adecúe a la capacidad que tiene cada terminal para recibir, almacenar y/o procesar la información. El control de flujo se realiza en forma separada para cada sentido de transmisión. Por otro lado, la red utiliza este procedimiento, para controlar el número de paquetes que se encuentran circulando a través de la propia red en un momento dado, con propósitos de evitar un posible bloqueo. El control de flujo se realiza por medio del envío de los paquetes listo para recibir (RR) y no listo para recibir (RNR).
- **Control de secuencia.** La función principal del control de secuencia es impedir que la secuencia de paquetes que fué enviada en un extremo del circuito virtual, se reciba incompleta del otro lado; esto se hace por medio del mecanismo de numeración de paquetes y el de la ventana de transmisión. El control de secuencia también es una forma de controlar el flujo de transferencia de datos.
- **Numeración de los paquetes.** Se dispone de dos posibles gamas de numeración de los paquetes de datos. La normal que va de 0 a 7 (módulo 8) y la ampliada que es de 0 a 127 (módulo 128). La numeración ampliada es una facilidad que pueden proporcionar algunas redes. La gama de numeración debe ser la misma en ambos sentidos de transmisión y para todos los canales lógicos de la interfaz. La vigencia de una u otra gama de numeración es función del acuerdo contractual de usuario y administración.

- **Ventana de transmisión**. La ventana de transmisión es el conjunto ordenado de los "n" números de secuencia de paquetes consecutivos, de los paquetes que están autorizados a pasar por el interfaz. "n" es el tamaño de la ventana. El tamaño normal de la ventana es 2, sin embargo este parámetro puede negociarse llamada por llamada, haciendo uso de la facilidad de negociación de parámetros de control de flujo, durante el procedimiento de establecimiento de la llamada virtual. El límite inferior del conjunto, se denomina borde inferior de la ventana. El borde inferior de la ventana, inmediatamente después de que el interfaz pasa al estado de transferencia de datos es 0. El número de secuencia de paquetes, del primer paquete que no tiene permitido cruzar el interfaz es el borde inferior de la ventana más "n".
- **Caudal (Throughput)**. El caudal es la velocidad efectiva de transferencia de datos medida en baudios. El caudal a través del interfaz DTE-DTCE, que se obtiene en las llamadas y circuitos virtuales permanentes varía debido a la compartición estadística de los recursos de transmisión y conmutación. Este caudal es una característica peculiar de cada llamada o circuito virtual, relacionada con la cantidad de recursos que fueron asignados para dicha llamada o circuitos virtuales y con los procedimientos de control de flujo.

El caudal es considerado como una medida del grado de servicio del sistema. La clase de caudal se puede negociar llamada por llamada, mediante la facilidad de negociación de clase de caudal (o negociación de velocidad de transmisión).

- **Retardo de tránsito de los paquetes de datos**. El retardo de tránsito es una magnitud aleatoria y es característica intrínseca de los circuitos virtuales; depende de la cantidad de recursos que la red asigne para la operación del correspondiente circuito virtual. Puede solicitarse un tipo determinado, de retardo de tránsito, llamada por llamada, mediante la facilidad de selección de retardo de tránsito.

4.8.2 Procedimiento de control de flujo.

La dinámica del procedimiento del control de flujo es la siguiente:

- Si el número de secuencia del siguiente paquete de datos por transmitir está dentro de la ventana el DTE o DTCE envían el paquete, a través del interfaz; si dicho número no queda dentro de la ventana no debe transmitirse el nuevo paquete.
- El DTE o el DTCE aceptan un paquete de datos recibidos, cuando este llega con su número de secuencia $P(S)$ correcto y dentro de la ventana. Si se recibe un paquete fuera de secuencia o fuera de ventana, se considera que ha habido un error de procedimiento y se procede a reiniciar la llamada virtual o el circuito virtual correspondiente. Si se cuenta con la facilidad de retransmisión de paquetes, la llegada de un paquete fuera de secuencia pero dentro de la ventana, provoca el envío de un paquete de rechazo (REJ), con el número de secuencia de paquete en recepción, indicando el número de secuencia del último paquete que se recibió correctamente.
- En los paquetes de datos, de preparado para recibir (RR) y de no preparado para recibir (RNR) se transmite el número de secuencia de paquete en recepción $P(R)$. Al transmitir un $P(R)$ a través del interfaz DTE-DTCE, se actualiza la ventana de transmisión, el $P(R)$ pasa a ser el nuevo borde inferior de la ventana. Este $P(R)$ debe caer entre el anterior borde inferior de la ventana y el número de secuencia del siguiente paquete por transmitir, de lo contrario, se considera que hubo un error de procedimiento y se procede a reiniciar la llamada o circuito virtual.
- Confirmación de entrega. Al enviar un paquete de datos con $P(S)=p$ y el bit $D=0$, el $P(R)$ que se recibe en respuesta constituye una actualización de la ventana de transmisión en el interfaz DTE-DTCE. Por otro lado, si dicho paquete se envía con el bit $D=1$, el $P(R)$ recibido como respuesta constituye un acuse de recibo por parte del DTE distante del paquete con $P(S)=p$.
- Paquetes RR y RNR. El paquete RR se emplea para indicar que se está preparando para recibir los "n" paquetes de datos dentro de la ventana cuyo borde inferior es el $P(R)$ transmitido en el paquete RR.

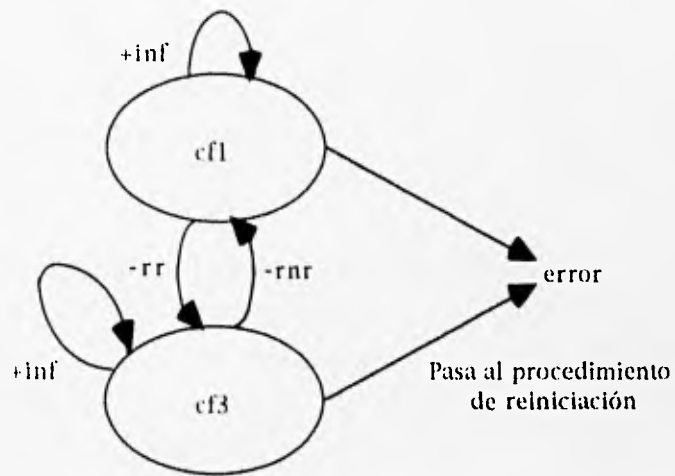
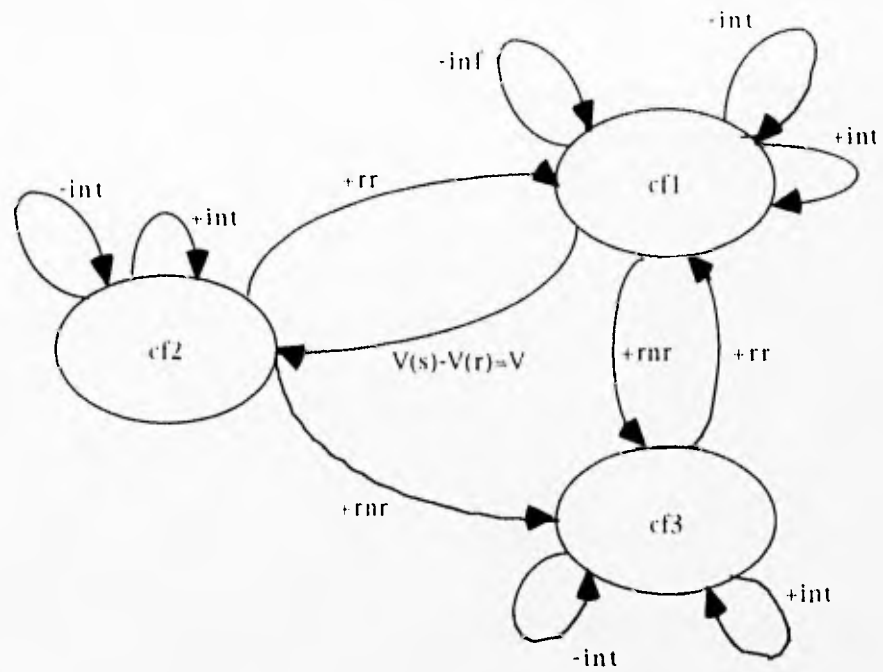
El paquete RNR se usa para indicar que temporalmente, no se pueden recibir nuevos paquetes de datos, a través del correspondiente circuito virtual, el interfaz pasa al estado de no preparado para recibir, y el DTE o el DTCE del otro lado del interfaz, debe detener el envío de paquetes de datos a través del propio interfaz. Para volver al estado preparado para recibir, se debe enviar un paquete RR.

4.8.3 Procedimiento de interrupción.

- El procedimiento de interrupción permite al DTE transmitir datos al DTE distante, sin tener que ajustarse al procedimiento de control de flujo que se aplica a los paquetes de datos. Este procedimiento sólo puede emplearse si el interfaz DTE-DTCE se encuentra en la fase de transferencia de datos, en el estado de control de flujo preparado (d1).
- Cuando el DTE envía un paquete de interrupción, debe esperar a recibir un paquete de confirmación de la interrupción, para poder enviar otro paquete de interrupción. Cuando el DTCE envía un paquete de confirmación de la interrupción, es porque previamente, la terminal distante ha confirmado la interrupción a su correspondiente DTCE. La red entrega el paquete de interrupción en forma prioritaria.

La figura 4.79 muestra los diagramas de transición de estados aplicables a los dos procedimientos anteriormente descritos. Los estados en los que se puede encontrar el interfaz durante estos procedimientos son los siguientes:

ESTADO	DESCRIPCION
cf1	Secundario listo para recibir paquetes. El primario puede enviar paquetes de información o interrupción al secundario, normalmente.
cf2	Espera acuse de recibo. El primario no transmitirá el siguiente paquete, hasta que reciba acuse de recibo de al menos el paquete más antiguo que se transmitió, y para el cual, no se ha recibido el acuse de recibo local o extremo-extremo.
cf3	Secundario no preparado. El secundario no se encuentra en posibilidades de seguir recibiendo paquetes. El primario debe esperar hasta que el secundario pueda seguir recibiendo paquetes.



**Figura 4.79. Diagrama de transición de estados.
Procedimiento de transferencia de datos.**

4.9 Procedimientos de diagnóstico y recuperación.

4.9.1 Procedimiento de reiniciación.

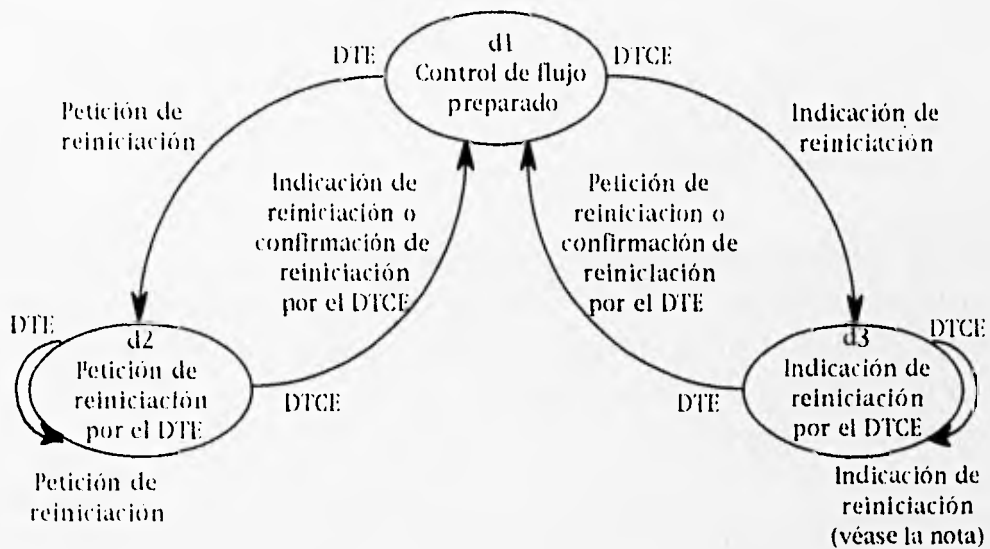
El proceso de reiniciación se aplica únicamente cuando el interfaz está en el estado de transferencia de datos. Al llamarse este procedimiento se descartan todos los paquetes de datos y de interrupción que se encontraban en la red y el borde inferior de la ventana de transmisión en ambos sentidos se hace igual a cero. Si se indica el procedimiento de liberación o el de rearranque, cuando aún no termina el procedimiento de reiniciación, puede abonarse este procedimiento, dejándose sin confirmación la petición o la indicación de reiniciación. En la figura 4.80 se muestra el diagrama de transición de estados que define este procedimiento.

4.9.1.1 Descripción del procedimiento.

- El DTE, solicita la reiniciación transmitiendo el paquete de reiniciación, en el canal lógico que se desea reiniciar. El canal lógico pasa al estado de petición de reiniciación por el DTE.
- El DTCE indica una reiniciación, transmitiendo el paquete de indicación de reiniciación. El canal lógico pasa al estado de indicación de reiniciación por el DTCE. En este estado, el DTCE ignora los paquetes de control de flujo RR y RNR, y los de datos e interrupción.
- Colisión de reiniciaciones. La colisión de reiniciaciones se produce cuando el DTE envía una petición de reiniciación, y simultáneamente, el DTCE envía una indicación de reiniciación para el mismo canal lógico. En estas circunstancias, se considera que la reiniciación ya se efectuó, no se transmite confirmación de reiniciación y el canal lógico pasa al estado de control de flujo preparado.
- El DTE acepta la reiniciación, transmitiendo un paquete de confirmación de reiniciación. Por su parte, el DTCE responde a una indicación de reiniciación enviando el mismo paquete de confirmación de reiniciación. En ambos casos, el canal pasa al estado de control de flujo preparado. Si el DTE no confirma la reiniciación en un plazo de 60 segundos, para el caso de llamadas virtuales, el

DTCE envía una indicación de liberación, marcando como causa, error de procedimiento; para circuitos virtuales permanentes, el canal lógico permanece en el estado de indicación de reiniciación y el DTCE envía un paquete de diagnóstico.

ESTADO	DESCRIPCION
d1	Control de flujo preparado. El interfaz DTE-DTCE, en el nivel de paquetes, se encuentra en la fase de transferencia de datos, intercambiando paquetes de datos, interrupción y/o control de flujo
d2	Petición de reinicialización por el DTE. El DTE solicitó la reinicialización del canal lógico al DTCE.
d3	Indicación de reinicialización por el DTCE. El DTCE indicó al DTE, que se debe reinicializar el canal lógico.



Nota: Esta transición puede tener lugar después del periodo de temporización T12.

Figura 4.80. Diagrama de procedimiento de transferencia de paquetes de reiniciación dentro del estado de transferencia de datos.

4.9.2 Procedimiento de re arranque.

El procedimiento de re arranque se utiliza para inicializar o reinicializar el interfaz usuario-red (DTE-DTCE) en el nivel de paquetes. El procedimiento de re arranque libera simultáneamente todas las llamadas virtuales y reinicia todos los circuitos virtuales permanentes en el interfaz. La figura 4.81 muestra el diagrama de transición de estados de este procedimiento.

4.9.2.1 Descripción del procedimiento.

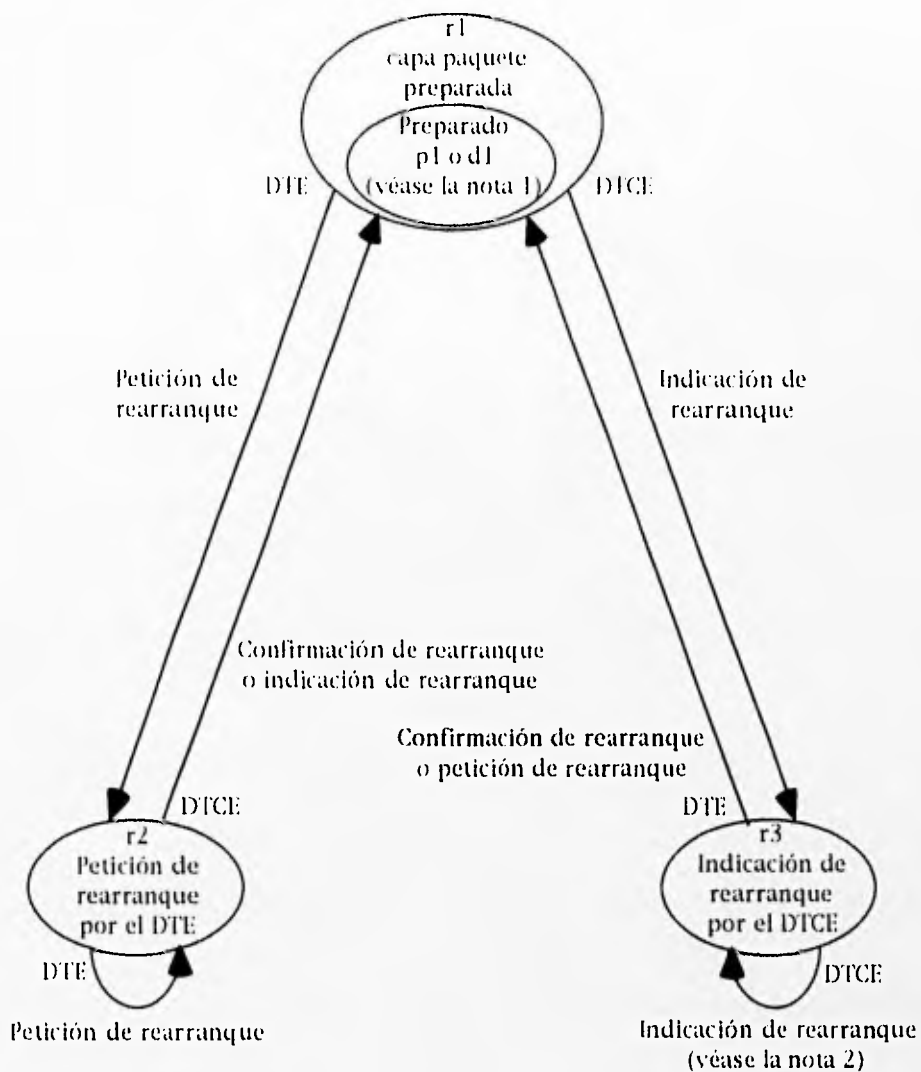
La dinámica de este procedimiento es como sigue:

- La terminal solicita re arranque, enviando un paquete de petición de re arranque, a través del interfaz. El interfaz pasa al estado de petición de re arranque por el DTE.
- El DTCE acepta que se realice el procedimiento de re arranque, enviando el paquete de confirmación de re arranque. Con esto, todos los canales lógicos usados para cursar llamadas virtuales pasan al estado preparado, y los circuitos virtuales permanentes pasan al estado control de flujo preparado. Si al transcurrir 180 segundos, el DTE no recibe la confirmación, entonces, retransmite su petición de re arranque.
- El DTCE indica que se procederá a un re arranque, enviando un paquete de indicación de re arranque, el interfaz pasa al estado de indicación de re arranque por el DTCE. Estándo en este estado, el DTCE, ignora todos los paquetes que le llegan a través del interfaz, excepto si los paquetes son de petición o confirmación de re arranque.
- El DTE confirma el re arranque enviando el paquete de confirmación de re arranque. Si transcurridos 60 segundos, el DTE no confirma el re arranque, el DTCE puede enviar un paquete de diagnóstico. Opcionalmente, el DTCE puede retransmitir el paquete de indicación de re arranque hasta un determinado número de veces.

- Colisión de rearranques. La colisión de rearranques se produce cuando el DTE envía una petición de rearranque, y simultáneamente, el DTCE envía una indicación de rearranque. En estas condiciones, el DTCE considera que se ha completado el rearranque del interfaz. Todos los canales lógicos para llamadas virtuales pasan al estado preparado, y todos los circuitos virtuales permanentes, pasan al estado de control de flujo preparado.

Los estados aplicables a este procedimiento son los siguientes:

ESTADO	DESCRIPCION
r1	Nivel Paquetes Preparado. El interfaz se encuentra en algunos de los estados de cualquiera de los procedimientos del nivel de paquetes: establecimiento y liberación de la comunicación, transferencia de datos e interrupciones, reiniciación.
r2	Petición de Rearranque por el DTE. El DTE solicitó al DTCE que se rearranque el interfaz DTE - DTCE en el nivel de paquetes.
r3	Indicación de Rearranque por el DTCE. El DTCE solicitó al DTE que se rearranque el interfaz DTE-DTCE, nivel de paquetes.



Nota 1. Estado p1 para llamadas virtuales o estado d1 para circuitos virtuales permanentes.

Nota 2. Esta transición ocurre después de que expira por primera vez el periodo de temporización T10.

Figura 81. Diagrama de transición de estados. Procedimiento de transferencia de paquetes de reorganización. Protocolo X.25. Nivel de paquetes.

CAPITULO 5.

*INTERCONEXION DE REDES LAN
MEDIANTE X.25.*

5.- INTERCONEXION DE REDES LAN MEDIANTE X.25.

5.1 Protocolos X. 75. (Introducción).

El protocolo X.75 es una interfaz entre redes de conmutación de paquetes (RCP). La figura 5.1 ilustra cuando se usa X.75 para encadenar redes de conmutación de paquetes. En dicha figura, se sugiere que el interfaz de acceso a las RCP se realiza mediante el interfaz X.25, mientras que el interfaz de comunicación entre redes se materializa por medio del protocolo X.75.

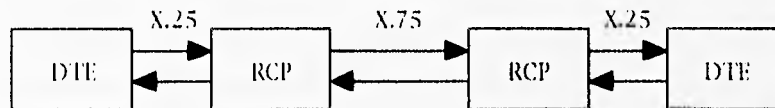


Figura 5.1. Interfaz X.75 de acceso entre RCP.

X.75 tiene la misma función que el protocolo IP introducido por el DOD norteamericano, inicialmente en la red DARPA. IP y TCP constituyen el nivel de transporte en la jerarquía de protocolos. Podemos decir así que el protocolo X.75 se ubica en el nivel de transporte de la arquitectura de sistemas abiertos, aún cuando no realiza todas las funciones inherentes a este nivel.

Un elemento fundamental para la interconexión entre redes, especialmente a nivel internacional, es el sistema de numeración o identificación de las estaciones. La recomendación X.121 del CCITT define un plan de numeración internacional para las redes públicas de transmisión de datos y sus terminales usuarias. Cada red se identifica por medio de un código identificador de red (CIRTD) que consta de cuatro dígitos, tres constituyen un identificador de país (Código de País CP) y uno es el Identificador de la Red (IR) dentro del país específico de que se trate. Se asignan números de terminal de red (NTR) de hasta 10 dígitos, de manera que cada terminal puede tener una dirección internacional única de 14 dígitos (CP + IR + NTR).

5.2 Protocolos de conexión entre redes.

De manera que X.75 e IP son los protocolos más empleados para la interconexión entre redes. No obstante, puede afirmarse que los protocolos TCP/IP se han generalizado mayormente, por varias razones. Una de estas razones es que se emplea en la infraestructura ("backbone") de alta velocidad de la red estratégica más importante de los Estados Unidos, la red DARPA. Otra razón fundamental es que los fabricantes de equipo de cómputo, como IBM, DEC, SUN, etc. los han implementado en el ambiente del sistema operativo UNIX que se ha convertido en uno de los pilares de lo que hoy en día representa el sistema de sistemas abiertos. Algunos empresas también han implementado la arquitectura OSI/X.25 en el ambiente de sus sistemas operativos (incluido UNIX), sin embargo debe reconocerse que es mayor la penetración de TCP/IP.

Muchos de los servidores de comunicaciones comerciales que actúan como puertas de acceso ("gateway") de las redes locales emplean la estructura TCP/IP. De este modo podemos afirmar que el mercado de interconexión de redes privadas (locales, metropolitanas y de área amplia) está dominado de manera muy importante por la estructura TCP/IP. Sin embargo, las interconexiones entre redes públicas de transmisiones de datos, como podrían ser TELEPAC, TRANSPAC e IBERPAC están realizadas con el protocolo X.75.

5.3 Descripción del protocolo X.75

La recomendación X.75 del CCITT define los procedimientos que se requieren para que puedan enlazarse redes públicas de conmutación de paquetes diferentes, abriendo de esta manera la posibilidad de que usuarios de una red puedan establecer comunicación con usuarios de otras redes públicas de datos.

5.3.1 Nivel físico.

El nivel físico que recomienda el CCITT para el protocolo X.75 utiliza como medio de transmisión el de la recomendación V.35 del propio Comité, se trata de un módem

que transmite en banda de grupo primario de tipo telefónico a una velocidad entre 48 y 72 kb/s.

5.3.2 Nivel de enlace.

El nivel de enlace esta basado en el procedimiento conocido como LAPB de la recomendación X.25, con la opción de emplear secuencias de numeración extendidas. X.75 introduce además un protocolo multienlace denominado MLAP, el cual permite que este interfaz sea operado mediante líneas físicas múltiples y con ello puede obtenerse mayor capacidad y flexibilidad.

El protocolo multienlace definido en X.75 permite la transmisión de datos sobre varios enlaces físicos del nivel más bajo de OSI, de manera que se requiere un procedimiento de nivel de trama para cada enlace físico. Esto se posibilita introduciendo un nivel de protocolo extra, entre el nivel de trama y el nivel de paquetes.

Dado que los paquetes pasan al nivel de trama a través del nivel de paquetes, se les debe agregar un encabezado multienlace antes de mandarlos al nivel de trama. Dicho encabezado contiene un número de 12 bits, debido a que paquetes consecutivos pueden transmitirse en líneas físicas separadas, de manera que es posible que se reciban fuera de secuencia. Por lo tanto, el número de secuencia multienlace se usa para reacomodar los paquetes y detectar cualquier paquete duplicado, antes de que pasen al nivel de paquetes.

5.3.3 Nivel de Red.

El nivel de paquetes está basado de manera muy importante en el protocolo X.25, con la diferencia de que los paquetes de solicitud de llamada y de llamada aceptada tienen campos adicionales que se emplean con propósitos de tarificación y enrutamiento. Estos campos son los de herramientas de red ("network utilities").

Los campos de facilidades de los paquetes de llamada del protocolo X.75 se dedican a la especificación de los servicios que se están demandando a nivel inter-red

o de red nacional, de manera que el campo de herramientas de red se dedica a la gestión de servicios de red a nivel internacional. Las herramientas red que se especifican en X.75 son:

Código Identificador de Red de Transmisión (CIRTD).

Cada red a través de la cual pasa un paquete de solicitud de llamada agrega su código identificador de red al paquete.

Identificador de llamada.

Este identificador se emplea para poder llevar los registros estadísticos, en cada uno de los extremos de la red que atienden la llamada.

Llamada por Cobrar.

Como en X.25.

Selección Rápida.

Como en X.25

Grupo Cerrado de Usuarios Internacional.

Igual que en X.25, pero se agrega el identificador de red a la identificación del grupo cerrado de usuarios.

Indicación de Tamaño de Ventana.

Como en X.25

Indicación de Tamaño de Paquete.

Como en X.25

Indicación de Tamaño de Caudal.

Como en X.25

Indicación de Clase de Tráfico.

Puede diferenciarse distintos tipos de llamadas virtuales, mediante la clase de tráfico.

Retardo de Tránsito Estimado.

Este concepto se puede usar para mantener el caudal ("throughput") en circunstancias en las cuales pueden ocurrir retrasos grandes. Por ejemplo cuando se emplean enlaces vía satélite.

Tarifas.

Este concepto se puede emplear para indicar requerimientos tarifarios de la red en una base de llamada por llamada.

Marcador de Herramientas de Red.

Este marcador se utiliza para delimitar las facilidades nacionales de las internacionales.

5.4 Interconexión de Redes.

Hasta ahora se ha considerado de manera implícita que sólo hay una red homogénea, con cada una de las máquinas utilizando el mismo protocolo en cada capa. Por desgracia, esta suposición no es real ya que, existe una gran variedad de redes. Más de 20,000 redes SNA, más de 2,000 redes DECNET, así como un número infinito de redes LAN de todos los tipos imaginables, están funcionando diariamente en todo el mundo (Green 1986). Un número muy reducido de ellas utiliza el modelo OSI. Esto es debido, a que cuando aparecen las primeras redes LAN no existía un estándar definido para interconectarlas, motivo por el cual cada fabricante seguía su propio estándar de "facto". (ver introducción). Para cuando aparece el modelo OSI, en el mercado ya existían redes LAN que no se apegaban a este modelo. En esta sección haremos una observación cuidadosa a los problemas que aparecen cuando llega a ser necesaria la interconexión de dos o más redes para formar una interred de redes.

Existe una enorme controversia con respecto a la cuestión de si la abundancia actual de diferentes tipos de redes es una condición temporal, que se disipará después de que todos lleguen a aplicar un solo modelo como OSI, o bien, si este hecho es una característica inevitable pero permanente del mundo. Creemos que siempre existirá una variedad de tipos diferentes de redes, por las siguientes razones.

Primero, el conjunto instalado de sistemas que no son OSI es actualmente, muy grande, y está creciendo con rapidez. IBM todavía está vendiendo sistemas SNA nuevos. La mayoría de las tiendas de UNIX venden TCP/IP. Las redes tipo LAN utilizan muy rara vez el modelo OSI. Es un hecho que esta tendencia continuará por muchos años, porque no todos los distribuidores consideran de interés primordial para sus clientes que estos sean capaces de cambiar al sistema de otro distribuidor.

En segundo lugar, en la medida que los ordenadores y las redes se puedan conseguir a precios más económicos, el nivel donde se tomen las decisiones de adquisición se desplazará hacia abajo. Muchas compañías mantienen una política en la cual las compras que lleguen a rebasar el millón de dólares tienen que ser aprobadas por la alta dirección; las compras cuyo costo rebasen los 100,000 dólares tienen que ser aprobadas por la administración media; pero aquellas que se encuentren por debajo de los 100,000 dólares puedan realizarlas los jefes de departamento sin necesidad de aprobación superior. Esta política puede hacer que

un departamento de contabilidad instale una Ethernet, el departamento de Ingeniería un paso de testigo en bus (Token Passing) y el departamento de personal instale un paso de testigo en anillo (Token Ring).

Como tercer punto, las diferentes redes (por ejemplo, las tipo LAN y las de satélite) tienen tecnologías radicalmente diferentes, por lo cual no debería sorprender que, a medida que se llevan a cabo nuevos desarrollos de hardware, se necesitará un nuevo software que no sea necesariamente compatible con el modelo OSI.

Suponga como ejemplo que se desea interconectar varias redes de área local que utilizan diferentes protocolos. Esto debido a la demanda de información entre diferentes centros de trabajo. Por ejemplo, las diferentes universidades están muchas veces conformadas por "campus" que requieren transferir información y que físicamente están dispersas.

Los siguientes escenarios se pueden imaginar fácilmente:

1. LAN-LAN: Un científico de ordenadores copiando un archivo para ingeniería.
2. LAN-WAN: Un científico de ordenadores transmitiendo correo a un físico que se encuentra a distancia.
3. WAN-WAN: Dos poetas intercambiando sonetos.
4. LAN-WAN-LAN: Ingenieros de diferentes universidades, comunicándose.

En la figura 5.2 se muestran estos cuatro tipos de conexiones, representadas por líneas punteadas. En cada caso resulta necesario incluir una "caja negra", en la unión existente entre dos redes, con objeto de poder tratar las conversiones necesarias, a medida que los paquetes se mueven de una red a otra. El término genérico de estos dispositivos es el de retransmisor. Posteriormente, en este capítulo, se estudiarán varios tipos de ellos (puentes y ruteadores). Los retransmisores pueden ser bilaterales sólo conectando dos redes, un caso particular serían los puentes (bridge) sin olvidar que puede interconectar varios segmentos y con la misma arquitectura de protocolo ó multilaterales, como el caso de los ruteadores, para interconectar varias redes, el número de los mismos depende de la cantidad de

LAN's interconectadas así como del esquema de interconexión, particular a las necesidades de cada corporación.

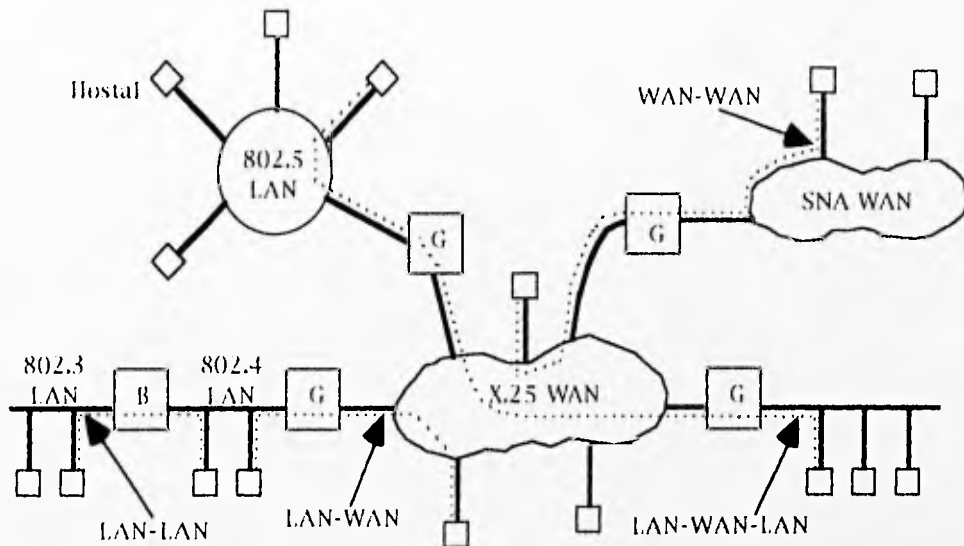


Fig. 5.2. Redes interconectadas. Los bloques marcados con B representan puentes. Aquellos marcados con G son ruteadores.

Como ejemplo de interconexión utilizando X.25 observese la fig. 5.3. Supongase que un ingeniero esta trabajando en una aplicación, como Autocad y su estación de trabajo (PC) se encuentra dentro de una red LAN con topología Ethernet el cual tiene como protocolo el estándar 802.3. El mencionado ingeniero (usuario A) con numeración clase B, requiere hacer llegar su información a través de X.25, al subgerente de proyectos, el cual se encuentra dentro de una red LAN con similar topología y protocolo pero en polos opuestos dentro de una misma ciudad. El procedimiento de la conexión se lleva a cabo de la siguiente manera:

Es importante distinguir que se cuenta con dos tipos de redes conformados por una red LAN Ethernet y una red WAN X.25. Partiendo de la LAN donde trabaja el usuario A se tiene la capa de aplicación (interfaz hombre-máquina), a esta capa se le

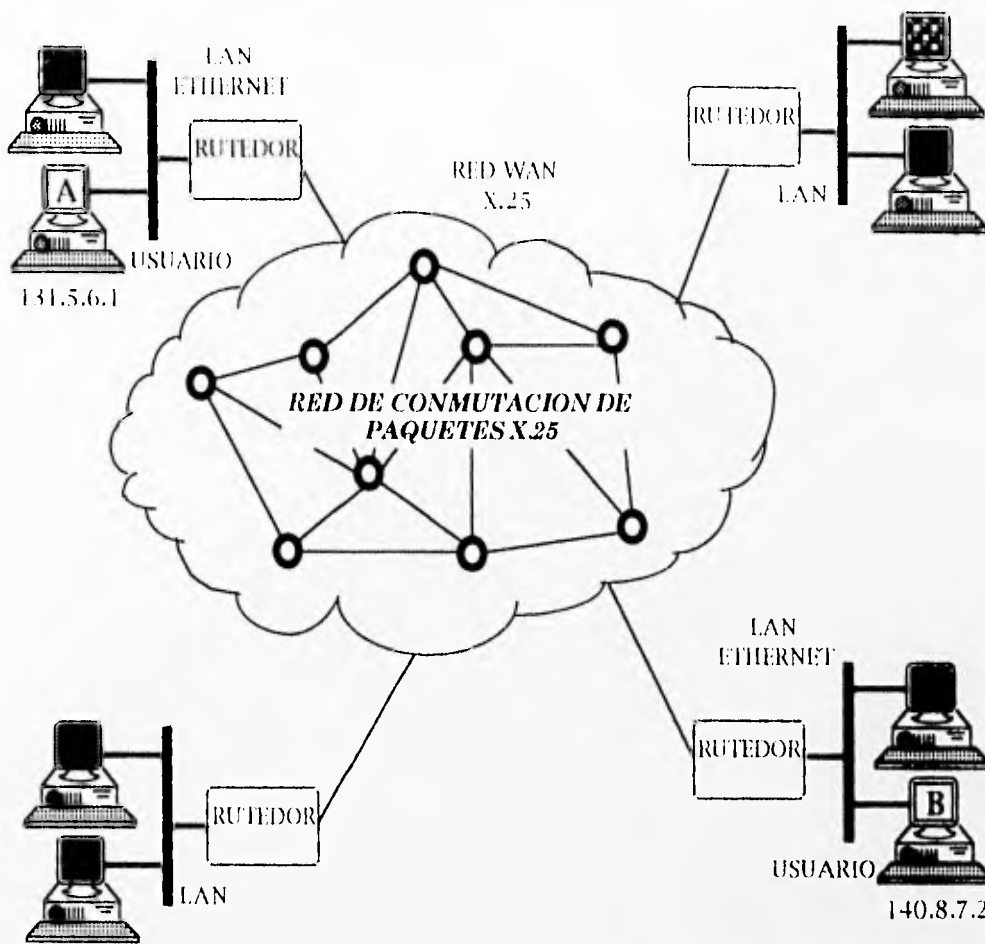
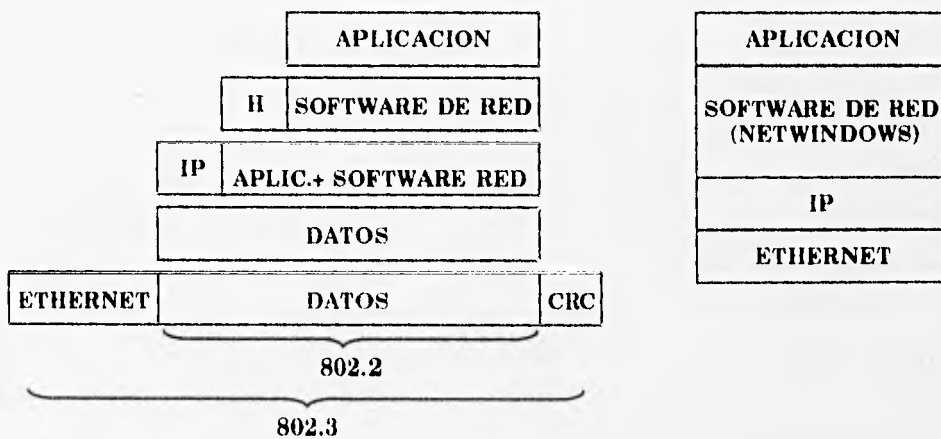


Figura 5.3 Interconexión de dos redes LAN ETHERNET mediante la red WAN X.25.



(a) Estructura de Tramas

(b) Arquitectura a Nivel de Capas

Figura 5.4. Arquitectura LAN Ethernet a Nivel de Tramas.

agrega un encabezado, correspondiente a la capa de TCP ó UDP, al cual a su vez se le agrega el IP. Todo lo anterior en su conjunto conforma el campo de información definido como 802.2, observese el esquema de la fig. 5.4.

De esta manera queda conformada la arquitectura 802.2 la cual incorpora la dirección IP, que es muy importante si se toma en cuenta que brinda el mecanismo para encaminarla por los ruteadores entre los diferentes nodos que conforman la red. Así mismo conforma las capas de información, definiendo con ello el modelo de transferencia en esas capas superiores, como pueden ser FTP (File Transfer Protocol - Protocolo de Transferencia de Archivos) y el SMTP (Simple Mail Transfer Protocol - Protocolo Simple de Transferencia de Correspondencia) mismos que ofrecen las capacidades de transferencia de archivos y de correo electrónico. El protocolo TELNET proporciona una capacidad de emulación de terminal que permite al usuario interactuar con cualquier otro tipo de computadora de la red. En el caso del protocolo TCP éste controla la transferencia de los datos. La fig. 5.5 ilustra la arquitectura del protocolo.

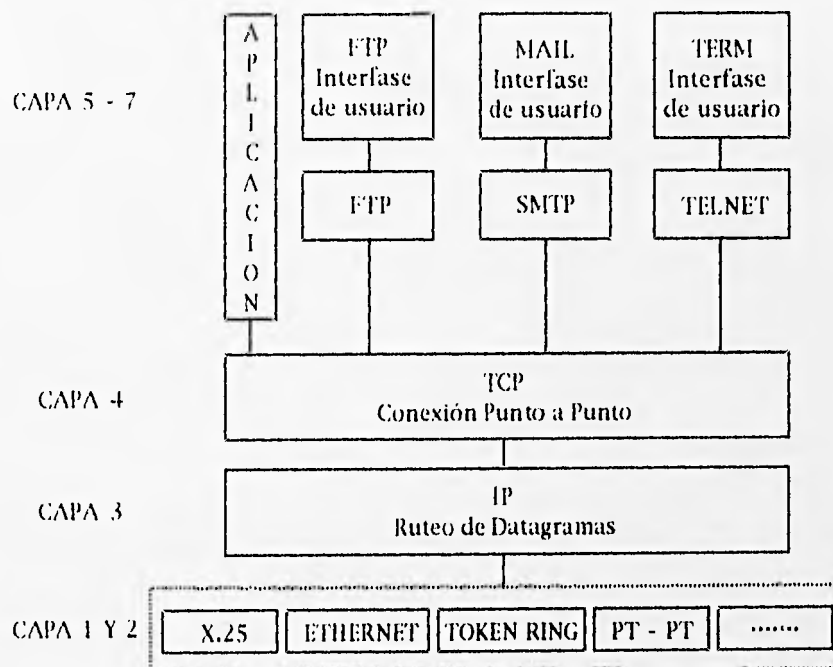


Figura 5.5. Arquitecturas de protocolos.

Por tanto la trama Ethernet de origen que sale del usuario A es como lo muestra la figura 5.4 (a) y desglosada en la figura 5.6.

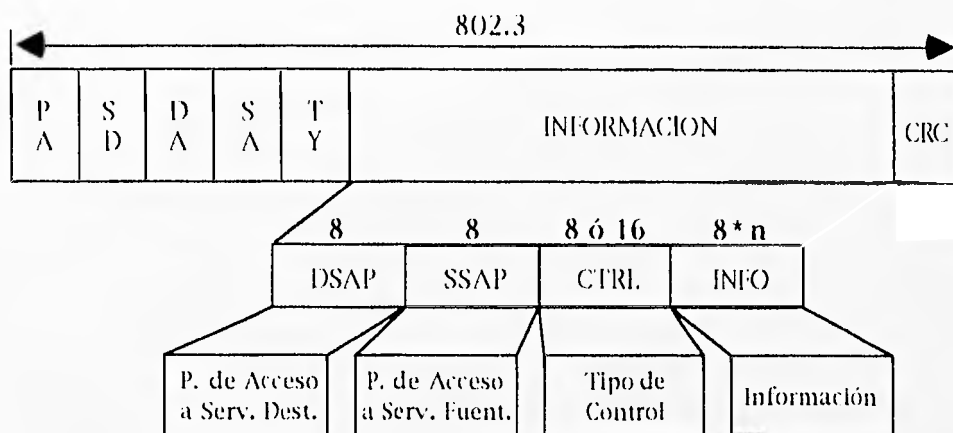


Figura 5.6. Estructura de la Trama Ethernet.

La trama Ethernet empaqueta los datos de la arquitectura 802.2 dentro del campo de información (del 802.3) como lo muestra la figura 5.6. Esta información se conforman de cuatro partes que son:

- Punto de Acceso a Servicio Destino
- Punto de Acceso a Servicio Fuente
- Los tipos de Tramas de Control son tres:
 - I (Información)
 - S (Supervisión)
 - U (No numerada)
- Información. El campo de información esta conformado por los datos correspondientes a la dirección IP, el protocolo TCP y la información de aplicación (FTP, SMTP Y TELNET). Así la longitud máxima es hasta 65,567 octetos (2^{16}), aceptando como mínimo para correr 576 octetos.

Por lo que respecta a la dirección IP este se clasifica en tres clases A, B y C con el propósito de identificar al tipo de usuario. Las siguientes son las clases de direcciones de red clasificadas como:¹

- Clase A: Para entidades con un número pequeño de redes y cada red conteniendo un gran número de nodos.
- Clase B: Para redes medianas con un número de nodos moderado.
- Clase C: Para organismo con un gran número de redes en donde cada red soporta un número pequeño de nodos.

De acuerdo a esto es como se asigna la clase de dirección adecuada. Las direcciones NIC (Network Identifier Control - Control de Identificación de Red) Internet están compuestas por cuatro cifras (de 1 - 255) separadas por puntos, las primeras cifras especifican la dirección de red y las últimas cifras expresan las direcciones de los nodos. Las siguientes son las direcciones para cada clase:

- Clase A: DirRed.DirNodo.DirNodo.DirNodo; Rango (en el primer byte) : 0-126.
- Clase B: DirRed.DirRed.DirNodo.DirNodo; Rango 128-191.
- Clase C: DirRed.DirRed.DirRed.DirNodo; Rango 192-223.

Los campos de dirección fuente y dirección destino constan de 32 bits cada uno, conteniendo la dirección de la red global, es decir, el identificador de red y el identificador destino. Las direcciones están codificadas para permitir un reparto variable de bits especificando la red y el host, como se muestra en la figura 5.7. Esta codificación proporciona flexibilidad en las direcciones asignadas a los host's y permite una mezcla de tamaños de redes.

¹ La Dirección IP se utiliza para poder acceder a Internet, la cual es una red de Area Amplia (mundial) de comunicaciones de conmutación de paquetes que emplea el protocolo de comunicaciones TCP/IP desarrollado por ARPA (Agencia de Proyectos de Investigación Avanzada) encomendado por el Departamento de Defensa de los Estados Unidos (DoD). Debido a que esta creció en forma acelerada, la DoD decidió separar administrativamente su subred de computadoras a la cual denomino MILNET. La red Internet está compuesta por entidades autónomas que van desde universidades, centros de investigación, oficinas gubernamentales, grandes corporativos, etc. Por lo que la administración y políticas de tráfico difieren grandemente entre dichas redes.

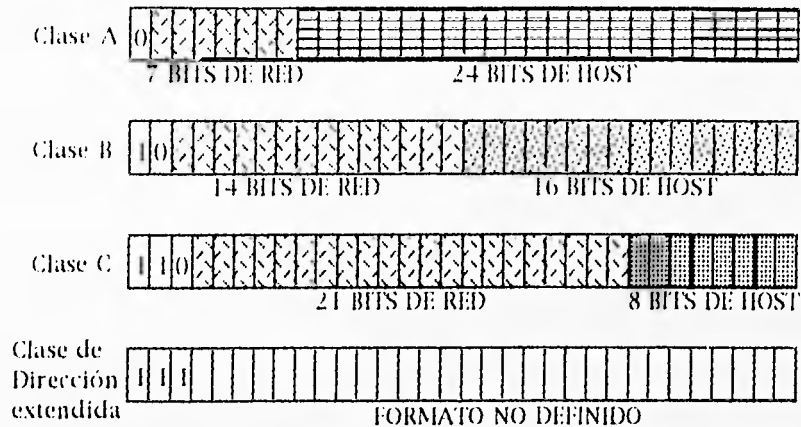


Figura 5.7. Formatos de direcciones IP.

Para el caso del ejemplo de la figura 5.3, se considera que los usuarios son un clase B. Por lo que se requiera una dirección DirRed.DirRed.DirNodo.DirNodo.

Por lo que respecta a la trama Ethernet misma que se muestra en la figura 5.8 se encuentra conformada por varios campos los cuales se describen a continuación.

Preámbulo	Delimitador de Inicio (SFD)	Dirección Destino (DA)	Dirección Fuente (SA)	Longitud	CAMPO DE DATOS	Bytes de Relleno	Secuencia de Verificación de errores (CRC)
7 bytes	1 byte	6 bytes	6 bytes	2 bytes	0-1500 bytes	0-46 bytes	4 bytes

Figura 5.8. Formato de Trama 802.3.

Descripción de los campos que estructuran la trama 802.3:

- **Preámbulo.** Este consta de 7 bytes (7 octetos), los cuales proporcionan la sincronización y es indicativo del inicio de una trama, esta conformado por 1's y 0's alternados, (10101010...10101010).

- Delimitador de Inicio de Trama (SFD). El campo esta constituido por un byte y tiene una secuencia de 10101011, la cual indica el inicio de la trama y habilita al receptor a localizar el primer bit de la trama.
- Dirección Destino (DA). Este campo esta conformado por 6 bytes los cuales indican la dirección a la cual la trama esta siendo enviada.
- Dirección Fuente (SA). Su tamaño es igual a la dirección destino, es decir, el campo consta de 6 bytes y especifica la estación que esta enviando la trama.
- Longitud. Indica el número de octetos que siguen en el campo de información.
- Datos. Son los datos de usuario, el campo puede contener de 0-1500 bytes.
- Bits de Relleno. Puede estar constituido de 0-46 bytes y se adicionan para asegurar que las tramas sean suficientemente grandes para la apropiada detección de colisión, debidoa que Ethernet utiliza CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access / Colisión Detection, Sensor de Portadora de Accesos Múltiples / Detección de Colisiones). Un método de acceso en comunicaciones de banda base que emplea una técnica de detección de colisiones. Cuando un dispositivo (usuario) trata de ganar acceso a la red verifica si la misma esta libre. Si no lo está, espera una cantidad aleatoria de tiempo antes de intertarlo nuevamente, si la red esta libre y dos usuarios tratan de ganar acceso exactamente al mismo tiempo, ambos se retractan para evitar una colisión y luego cada uno de ellos espera una cantidad aleatoria de tiempo antes de riententarlo. Es por esta situación que la trama debe ser lo suficientemente grande para aprovechar mejor estos tiempos aleatorios, los bits de relleno estan constituidos por 1's
- CRC. La secuencia de verificación de redundancia cídica se conforma de 4 bytes, es decir, utiliza un CRC de 32 bits (veasé la página 273).

De este modo queda definido la arquitectura 802.3 en la red LAN conteniendo en ella la información del usuario. Ésta trama es la que se trasmitira entre LAN's, pero como el usuario a requiere envíar su información al usuario B esta tiene que pasar a través de la red WAN X.25, de ahí que la información tenga que ser empaquetada nuevamente en el campo de información del protocolo X.25.

Como se recordara en el capítulo 4 el protocolo X.25 esta fundamentado sobre las tres capas inferiores del modelo de referencia OSI (físico, enlace y red observese los puntos 4.4, 4.5 y 4.6).

Tomando como base lo anterior, es decir, los niveles del protocolo X.25 hay que seguir una secuencia de conexión para llevar a cabo el enlace y con ello, la transferencia de información, por tanto la secuencia se define de manera general en tres pasos que son: la fase de establecimiento, la fase de transferencia y la fase de desconexión es la figura 5.9 se muestra esquemáticamente esta función.

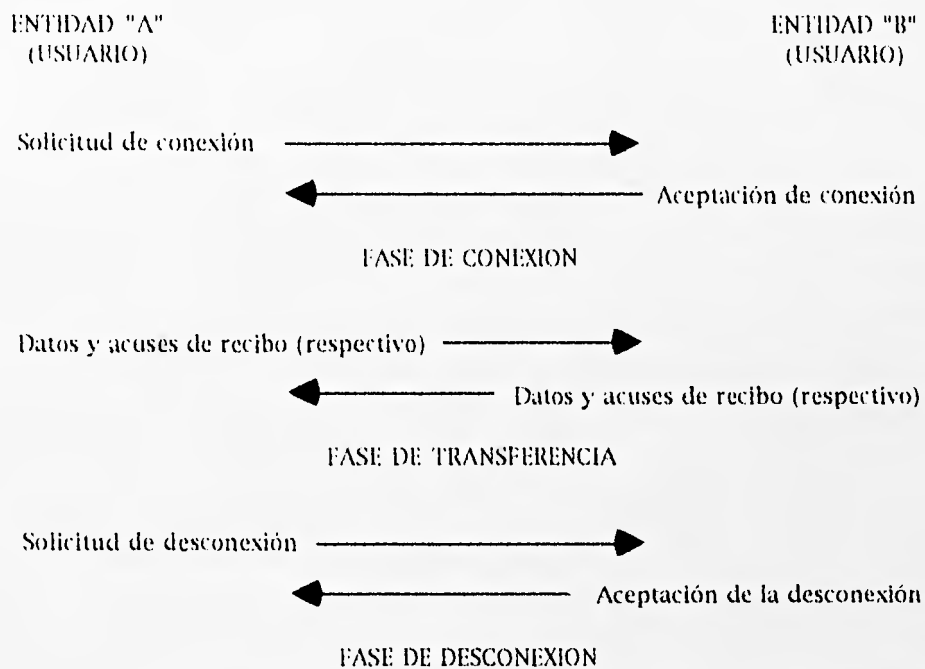


Figura 5.9. Fases para llevar a cabo una transferencia de información.

De esta manera dentro del campo de información del protocolo X.25, está incluido el paquete de datos en el que a su vez se incluyen los datos de la arquitectura 802.3 que contienen los datos del usuario A. Éste campo de información es de capa 3. La figura 5.10 ilustra como se incorpora los datos en el paquete de datos, (este paquete se encuentra descrito en el punto 4.6.3.7).

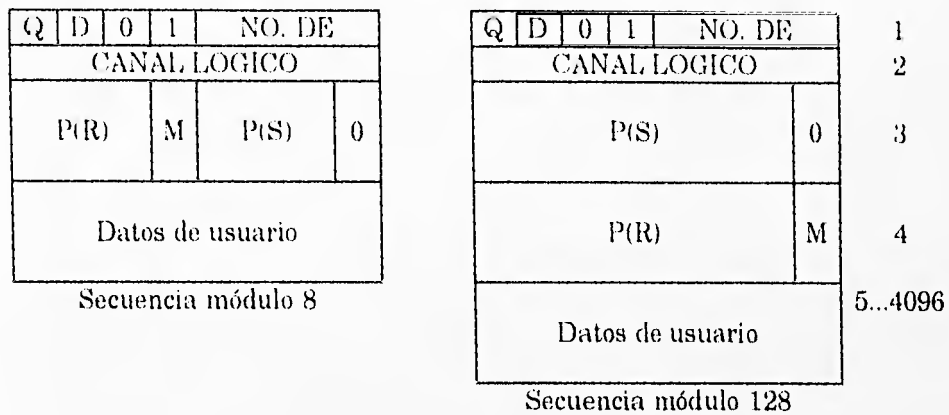


Figura 5.10. Paquetes de Datos. Protocolo X.25.

Para el ejemplo de la figura 5.3 se supone que el usuario A utiliza un tamaño de paquete de solo 512 bytes². La figura 5.11 muestra la trama X.25 con el campo de información, conteniendo los datos del usuario en donde se aloja la trama completa de la arquitectura 802.3, de la figura 5.8.

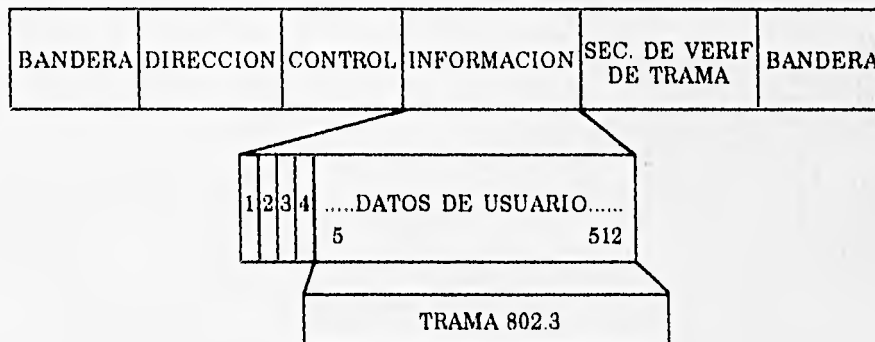


Figura 5.11. Trama X.25 conteniendo dentro del campo de información el paquete de datos, el cual contiene a los datos de usuario.

² La negociación del tamaño de paquete se lleva a cabo al establecer el enlace dentro del campo de facilidades y puede ser llevado a cabo por el usuario cada vez que se requiera hacer una transmisión.

Obviamente cuando dos usuarios se comunican, es por que conocen su número y el del destinatario (o al menos el destinatario) y por lo tanto deben poder identificarse. En la identificación debe poder distinguirse los siguientes conceptos: nombres, direcciones y rutas.

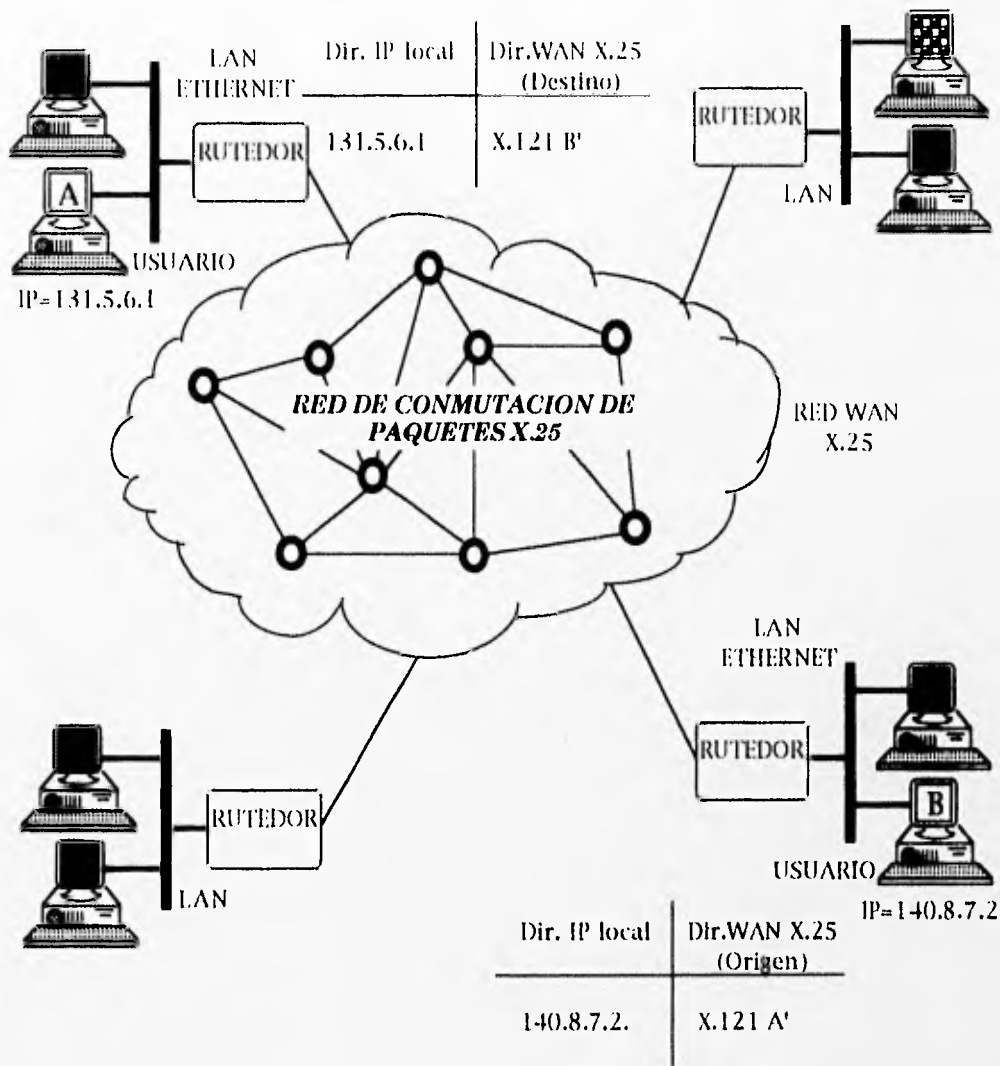


Figura 5.12. Tablade ruteo para la asociación de direcciones en el ruteador.

El nombre en este caso identifica a la identidad, con la cual se desea establecer la comunicación, la dirección específica donde se localiza esa identidad y la ruta identifica como llegar a esa identidad. Para el caso particular cuando se hace una transmisión de una LAN a una WAN la numeración es diferente, ya que en una LAN

se utiliza la numeración IP, pero en la red WAN X.25 la numeración es X.121, por tanto para poder acceder una red LAN a una WAN se lleva a cabo una tabla de ruteo, en donde a cada dirección IP se le hace corresponder un número X.121 la figura 5.12 ilustra lo siguiente. De esta forma el usuario A por medio de software teclea la dirección 140.8.7.2. que es la dirección destino a donde quiere hacer llegar su información. Esta información es enrutada a través de las direcciones X.121 de la red WAN que para este caso se asocia como X.121 B' como puerto de salida y X.121A' como puerto de entrada respectivamente.

5.4.1 OSI e Interconexión de redes

En el modelo OSI, la interconexión de redes se lleva a cabo en la capa de red. Con toda honestidad, ésta no es una de las áreas en las que la OSI haya diseñado un modelo que haya conseguido la aprobación universal (la seguridad en redes es una más). Al observar los documentos, uno tiene la sensación de que la interconexión en redes fue algo que se incluyó precipitadamente, en el último minuto, en la estructura fundamental. En particular, objeciones presentadas por la comunidad Interred de DARPA, tal vez no tuvieron tanto peso como realmente debieron tener en vista de que DARPA tenía 10 años de experiencia operando un sistema de interconexión de redes con varios centenares de redes interconectadas y tenían una idea muy buena sobre lo que en realidad podría o no funcionar en la práctica.

La ISO, sin embargo no es la única responsable de este fracaso. Cuando el CCITT diseñó el plan de numeración de su red internacional, por ejemplo, decidió que cuatro dígitos decimales (es decir 10,000 redes) serían suficientes para el mundo entero durante los años venideros. Considerando las 20,000 redes SNA, y probablemente un número mayor de redes tipo LAN, que ya están funcionando, los cuatro dígitos son totalmente inadecuados.

El problema no es de una pobre estimación, sino más bien es resultado de una falta de visión hacia la tendencia creciente de LAN's. Desde el punto de vista del CCITT, cada país debería contar con una o dos redes públicas, operadas por el PTT nacional (o por operadores como TELENET y TYMENET, en Estados Unidos). La totalidad de las redes privada no cuentan mucho desde el punto de vista del CCITT. Sin embargo, no todos los usuarios comparten esta opinión. Aún cuando las 20,000

redes SNA pudiesen, de alguna forma milagrosa, transformarse súbitamente al modelo OSI, resulta demasiado improbable que sus dueños llegarán a desear perder todo el control administrativo y, al mismo tiempo, integrarse todos en una red homogénea y más grande.

Dicho todo esto, ahora veremos como se trata la interconexión de redes en el modelo OSI. La capa de red, siempre que sea necesario, se puede dividir en tres subcapas: la subcapa de acceso a la subred, la subcapa de mejora de la subred y la subcapa de la interconexión de redes, como se muestra en la figura 5.13. El propósito de la subcapa de acceso a la subred consiste en soportar el protocolo de la capa de red para la subred que específicamente se esté utilizando. Esta genera y recibe paquetes de datos y de control, y lleva a cabo las funciones ordinarias de la capa de red. El software está diseñado para que funcione como el interfase real de la subred que se encuentra disponible. No existe garantía de que funcione correctamente con otras subredes.

La subcapa de mejora de la subred está diseñada para armonizar las subredes que ofrecen diferentes servicios. En el retransmisor de la figura 5.13, el límite superior de 3a es diferente a 3a'. Sin embargo, el límite superior de 3b y 3b' es el mismo, por lo tanto 3c puede trabajar con ambas subredes.

Las subredes pueden diferir en varios aspectos. Como un ejemplo, considérese el direccionamiento. La subcapa de interconexión de redes utiliza NSAP para su direccionamiento. Recuérdese que un direccionamiento NSAP se refiere no sólo a una máquina específica, sino también a un punto de acceso específico dentro de dicha máquina, al cual se puede asociar un proceso de transporte por sí mismo. Por consiguiente, los direccionamientos NSAP se utilizan en última instancia, para referirse a los procesos de la capa de transporte, y no a las máquinas. Todas las primitivas N-CONNECT utilizan direcciones NSAP como parámetros.

Veamos primero cómo se establece una conexión de red en una subred que se ajusta al modelo OSI. Cuando la solicitud de conexión llega desde arriba, la subcapa de interconexión de red la pasa hacia la subcapa de acceso a la subred (la subcapa de mejora es nula para todas las subredes OSI, debido a que no se necesitan mejorar -están bien tal como son). La subcapa de acceso a la subred construye un paquete CALL REQUEST que contiene las direcciones NSAP del que llama y del llamado, y

lo entrega a la capa de enlace para que lo transmita. Posteriormente, recibe una respuesta y se establece la conexión.

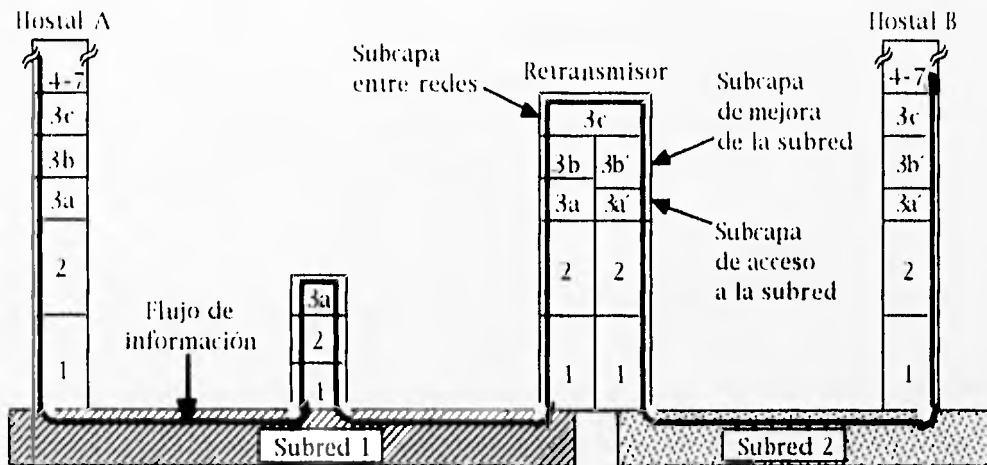


Fig. 5.13. Estructura interna de la capa de red. La línea llena muestra como fluye la información desde el host A hasta el host B. El retransmisor está conectado a las dos subredes.

Ahora se considerará lo que sucede si la subred no se ajusta al modelo OSI, pero utiliza, por ejemplo, la versión de 1980 del protocolo X.25. Este protocolo tiene un paquete CALL REQUEST, pero las direcciones que utiliza son de máquina, y no de NSAP. No hay lugar adecuado para colocar las direcciones NSAP. Lo que sucede es que la subcapa de mejora de la red establece primero una conexión de la capa de red a la propia máquina, es decir, lo que sucede es que se establece primero una conexión con la subcapa de mejora de red para incorporarle la dirección NSAP y con ello establecer la conexión.

Después, transmite un paquete especial que contiene las direcciones NSAP. El resultado que se obtiene de este intercambio extra es que la subcapa de mejora de la subred puede ofrecer un servicio (una conexión a un NSAP específico), que normalmente la subcapa de acceso de la subred no puede ofrecer. A medida que los

paquetes transitan a lo largo de esta conexión, la subcapa de mejora de la subred intercepta cada uno de ellos, encaminándolos al NSAP apropiado.

De esta manera, el servicio real de la subred es llevado al nivel demandado por la subcapa de interconexión de redes. El efecto de este enriquecimiento es que la subcapa de interconexión de redes puede asumir que la subred proporciona el servicio OSI, aún cuando no lo haga. Dado que la interconexión de redes se refiere frecuentemente a la conexión de una o más redes que no están normalizadas, es esencial disponer de una forma estructural para lidiar con subredes diferentes.

En el ejemplo anterior, el servicio de la subred no era lo suficientemente bueno (le faltaba el direccionamiento NSAP). También puede suceder que el servicio de la subred sea demasiado bueno, y deba desmejorarse (¿degradarse?) para igualar las necesidades de la subcapa de interconexión de redes. Un ejemplo de este caso es el de un ruteador entre una subred de datagramas y una subred de circuitos virtuales.

La subcapa de interconexión de redes puede diseñarse con cualquiera de los dos tipos de servicio en mente. Si se seleccionó el servicio de datagrama, entonces dependerá de la capa de mejora de la subred, localizada en el lado del circuito virtual, el esconder los circuitos virtuales y exclusivamente proporcionar servicio de datagrama a la subcapa de interconexión de redes. Si no puede encontrar ninguna estrategia mejor, para cada datagrama que se le ofrece, puede establecer entonces un circuito virtual, transmitir el datagrama, y después liberar el circuito virtual. En la práctica, la subcapa de mejora de la subred no liberará el circuito virtual, sino hasta que éste quede inactivo por varios minutos, debido a que existe una probabilidad alta de que pudiera utilizarse nuevamente.

La función principal de la subcapa de interconexión de redes es el encaminamiento extremo a extremo. Cuando llega un paquete a un ruteador se lleva a la subcapa de interconexión de redes, que lo revisa y decide si se reexpide. Si así resultara, entonces deberá indicar que subred utilizará (un ruteador multilateral podría tener varias subredes, donde escoger). Para una primera aproximación, el encaminamiento a través de redes múltiples es similar al encaminamiento efectuado dentro de una sola subred, y las técnicas que se estudiaron anteriormente vienen a ser importantes. Para una interconexión de redes muy grande, el candidato obvio

resulta ser el encadenamiento jerárquico, debido a que libera a los retransmisores de la necesidad de saber algo sobre la estructura interna de las subredes distantes.

El retransmisor de la figura 5.13 se extiende hasta la capa 3 y mueve paquetes entre redes, en esa capa. En el caso general (que no es OSI), el proceso que lleva a cabo el retransmisor se puede hacer en determinadas capas. Los cuatro tipos de retransmisor comunes son los siguientes:

Capa 1: Repetidores, copian los bits individuales entre segmentos de cable.

Capa 2: Puentes, almacenan y reexpiden tramas entre redes tipo LAN.

Capa 3: Ruteadores, almacenan y reexpiden paquetes entre redes que no son iguales

Capa 4: Gateway, convertidores de protocolos, proporcionan interconexión entre capas superiores (algunos ruteadores recientes permiten la conversión de protocolos y por tanto realizan funciones de capa 4).

Los repetidores son dispositivos de bajo nivel que sólo amplifican las señales eléctricas. Son necesarios para proporcionar corriente que permita excitar cables de longitud considerable. En el 802.3, por ejemplo, las propiedades de temporización del protocolo MAC (el valor seleccionado de t) permite el empleo de cables de hasta 2.5 Km. de longitud, pero los chips de un transmisor receptor solamente pueden llegar a proveer potencia suficiente para excitar cables de 500 mts. La solución está en el empleo de repetidores con objeto de ampliar la longitud del cable en aquellos lugares donde se desea hacerlo.

A diferencia de los repetidores, los cuales se encargan de copiar los bits tal como llegan, los puentes son dispositivos que almacenan y reexpiden. Un puente acepta una trama completa y la pasa a la capa de enlace en donde se comprueba el código de redes LAN. Entonces, la trama se transmite a la capa física para que se reexpida a una red diferente. Los puentes pueden introducir modificaciones menores a la trama, antes de que se reexpidan, como por ejemplo, el agregar o eliminar algunos campos de la cabecera de la trama. Dado que son dispositivos de la capa de enlace, no tratan las cabeceras de la capa 3 o capas superiores, y no pueden hacer modificaciones, o tomar decisiones que dependan de ellas. Se debe de tomar en cuenta que una aplicación de los puentes es segmentar la red y con ello mejorar el tráfico.

Los ruteadores son conceptualmente similares a los puentes, con la única excepción que se localizan en la capa de red. El retransmisor de la figura 5.13 es un ruteador. Algunas personas utilizan el término de pasarela en un sentido genérico, aplicable a cualquier capa, y el término encaminador (router) para un ruteador en la capa de red.

Como una regla general, las redes que están conectadas mediante un ruteador pueden diferir más que aquéllas conectadas por un puente. En la figura 5.2, las redes tipo LAN están conectadas por medio de un puente; en tanto que los retransmisores de las redes LAN-WAN y WAN-WAN son ruteadores. Una de las ventajas principales que los ruteadores tienen sobre los puentes, es que pueden conectar redes que tienen formatos de direccionamiento incompatibles. Por ejemplo, el caso de una red tipo LAN 802 que está utilizando direcciones binarias de 48 bits y una red X.25 que está utilizando direcciones X.121 con 14 dígitos decimales.

Por lo general, en el nivel de la capa de transporte, y superiores a ésta, a los retransmisores se les llama convertidores de protocolo, aunque algunas personas utilizan el término de "pasarela", como se mencionó anteriormente. La tarea de un convertidor de protocolo es mucho más compleja que la de un ruteador. El convertidor debe realizar transformaciones de un protocolo a otro sin que se llegue a perder mucho significado durante el proceso. Un ejemplo de un convertidor de protocolo es un retransmisor (gateway) que traduce el protocolo de transporte del modelo OSI, al protocolo utilizado en la interconexión de redes ARPA (TCP). Otro ejemplo de conversión de protocolo es el correspondiente a la transformación de mensajes de correo del modelo OSI (MOTIS), al formato interred de ARPA (RFC 822).

Independientemente de la capa donde se realiza la retransmisión, la complejidad del trabajo dependerá fundamentalmente de qué tan parecidas sean las dos redes en términos de tramas, paquetes, mensajes y protocolos. Algunos de los aspectos en los que pueden llegar a diferir las redes es en el tamaño de trama, del paquete y de los mensajes, en los algoritmos de código de redundancia, en la máxima vida útil de los paquetes, en los protocolos orientados a conexión versus protocolos sin conexión, así como en los valores de los temporizadores. En algunas ocasiones ni siquiera es posible llevar a cabo la conversión, por ejemplo, cuando se trata de

reexpedir datos acelerados (alguien que presiona la tecla DEL), a través de una red que no tenga ningún concepto de lo que significan los datos acelerados.

5.5 Puentes.

La mayoría de los puentes conectan redes tipo LAN 802, así que centraremos la atención en los puentes 802, fundamentalmente.

Antes de entrar en la tecnología de los puentes, sería conveniente hacer una revisión acerca de algunas de las situaciones comunes en las que se utilizan los puentes. Mencionaremos seis razones por las cuales una sola organización entre tantas puede acabar teniendo múltiples LAN. Primero, varias universidades y departamentos de compañías cuentan con sus propias redes tipo LAN, principalmente para conectar sus propios ordenadores personales, estaciones de trabajo y miniordenadores. Debido a las diferencias que existen en los objetivos de los diferentes departamentos, éstos escogen diferentes tipos de redes LAN, independientemente de lo que otros departamentos estén realizando. Tarde o temprano, surgirá la necesidad de interconectarlas, y por consiguiente, la de incluir un puente. En este ejemplo la existencia de múltiples LAN se debe a la autonomía de sus propietarios.

Segundo, la organización puede dispersarse geográficamente en varios edificios que están separados por distancias considerables. Podría resultar mucho más económico el tener redes tipo LAN separadas en cada uno de los edificios y conectarlos mediante puentes y enlaces de rayos infrarrojos, que tender un sólo cable coaxial por todo el terreno de la Universidad.

Tercero, en un momento dado puede ser necesario dividir lo que lógicamente es una sola red tipo LAN en varios segmentos, y llegar a acomodar así la carga. En la universidad de Carnegie-Mellon, por ejemplo, hay disponibles millares de estaciones de trabajo para los estudiantes y para el personal de ordenadores. Por lo general, los archivos se mantienen en máquinas servidores de archivos y se cargan, bajo solicitud, en las máquinas de los usuarios. La enorme escala de este sistema, simple y sencillamente, hace imposible el querer colocar todas las estaciones de trabajo en una sola red tipo LAN -el ancho de banda total necesario resulta ser demasiado

elevado. En lugar de esto se utiliza una LAN múltiple conectada por medio de puentes, como se muestra en la figura 5.14.

Cada LAN contiene un conjunto de estaciones de trabajo con sus propios servidores de archivo, de tal forma que la mayor parte del tráfico se restringe a una sola red tipo LAN.

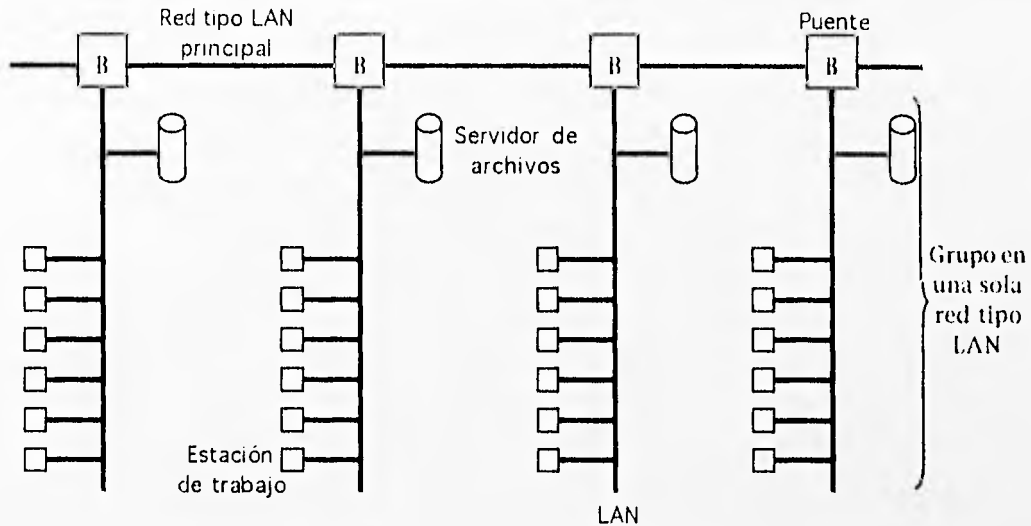


Fig. 5.14. Redes múltiples tipo LAN conectadas por la red principal, para manejar una carga total mayor que la capacidad de una sola red tipo LAN.

Cuarto, en algunas situaciones, una sola red tipo LAN sería apropiada en términos de carga, pero si la distancia física entre las máquinas localizadas a mayor distancia es demasiada grande (por ejemplo, mayor de 2.5 km para la 802.3), la instalación del tendido del cable resultara muy fácil, pero la red no funcionaría debido al excesivo retardo de un viaje de ida y vuelta. La única solución en este caso es la partición de la LAN y la instalación de puentes entre los segmentos.

Quinto, es el asunto de la fiabilidad. En una red tipo LAN única, el tener un modo defectuoso, es decir, con una interconexión saturada que produzca un flujo continuo de basura hará que la LAN se comporte como red defectuosa. Los puentes se pueden insertar en los lugares críticos, igual que las puertas contra incendio en

un edificio, con objeto de evitar que un solo nodo provoque que el sistema se caiga por completo. A diferencia de un repetidor, que sólo se encarga de copiar todo lo que ve, un puente puede programarse para ejercer alguna discriminación sobre lo que reexpide y lo que no reexpide.

Sexto y último, los puentes pueden contribuir a la seguridad de una organización. La mayoría de las interfases de las redes tipo LAN tiene un modo promiscuo en el que todos los paquetes se leen por el ordenador, y no sólo aquéllos que están dirigidos a ellos; característica que resulta muy del agrado de los espías y los chismosos. Con la inclusión de puentes en varios lugares y programandolos para tener cuidado de no reexpedir un tráfico con información confidencial, es posible aislar partes de la red para que su tráfico no pueda escaparse.

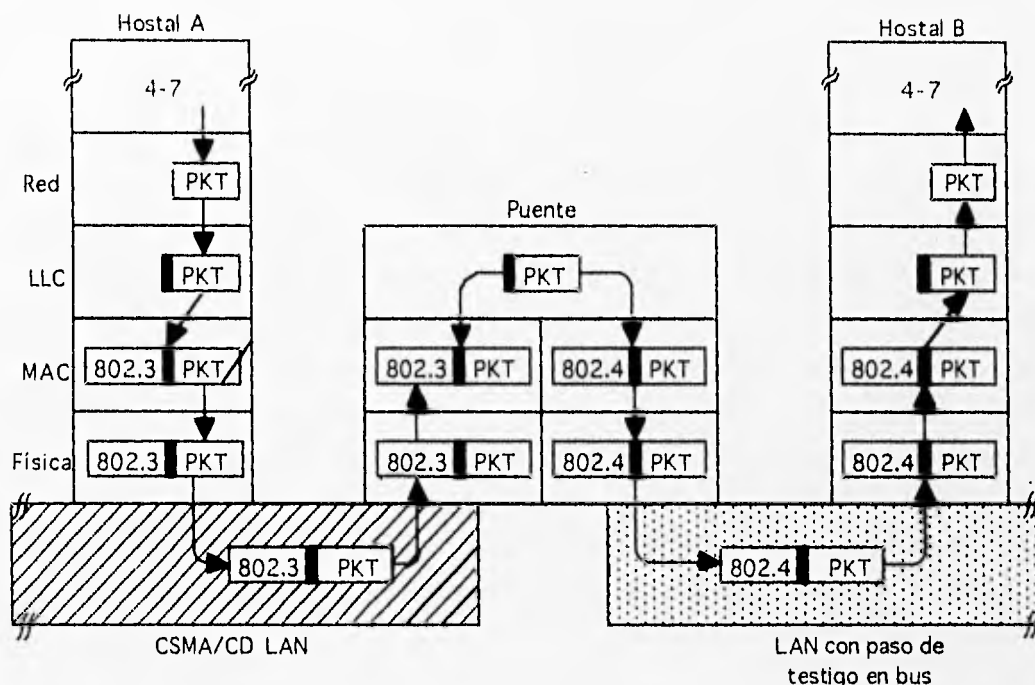


FIG. 5.15. Operación de un puente de red tipo LAN, de un 802.3 a un 802.4.

Después de ver por qué los puentes son necesarios, ahora veamos como trabajan. En la figura 5.15 se ilustra el funcionamiento de un puente bilateral sencillo. El host A tiene un paquete PKT por transmitir. El paquete desciende a la

subcapa LLC y adquiere una cabecera LLC. Después, pasa a la subcapa MAC y se le pone una cabecera 802.3 (también una cola que no se muestra en la figura, ésta cola es la secuencia de verificación de trama CRC véase la figura 5.8). Esta unidad sale por el cable y eventualmente se pasa a la subcapa MAC en el puente, en donde se quita la cabecera 802.3. El paquete despojado (con la cabecera LLC) se envía a la subcapa LLC en el puente. En este ejemplo, el paquete está destinado a una subred 802.4 conectada al puente, de tal manera que baja por el lado del 802.4 del puente y sale. Nótese que un puente que conecta k diferentes LAN, tendrá k diferentes subcapas MAC y k capas físicas diferentes, una para cada tipo.

5.5.1 Puentes del 802.X al 802.Y

Se podría pensar con inocencia que un puente de una LAN 802 a otra, sería completamente trivial, pero éste no es el caso.

Cada una de las nueve combinaciones posibles de la 802.X a la 802.Y, tiene su conjunto propio y exclusivo de problemas. Sin embargo, antes de tratar cada uno de ellos en forma separada, examinaremos algunos de los problemas generales que son comunes a todos los puentes. Para comenzar, cada una de las LAN utiliza un formato de trama diferente (véase figura 5.16). No existe ninguna razón técnica válida para esta incompatibilidad. Sólo que ninguna de las compañías que promueven las tres normas (XEROX, GM e IBM) quisieron modificar las suyas. Como resultado de esto cualquier proceso de copiado entre diferentes LAN necesitará un reformateo, el cual lleva tiempo de CPU, exige un nuevo cálculo del código de redundancia y, además, introduce la capacidad de errores sin detectar debido a los bits dañados en la memoria del puente. Nada de esto sería necesario si los tres comités hubieran sido capaces de aceptar un solo formato.

Hay que recordar que 802.3 tiene tres versiones de trama, otro problema, todavía más serio, es el hecho de que las LAN interconectadas no funcionan necesariamente a la misma velocidad. Cada norma permite el uso de varias velocidades. La norma 802.3 permite velocidades de hasta 20 Mbps. Con la 802.4 se pueden tener varias velocidades que van de 1 a 10 Mbps. Por último, la norma 802.5 se va desde 1 hasta 4 Mbps. En la práctica, la 802.3 es de 10 Mbps, la 802.4 generalmente es de 10 Mbps, y la 802.5 es de 4 Mbps.

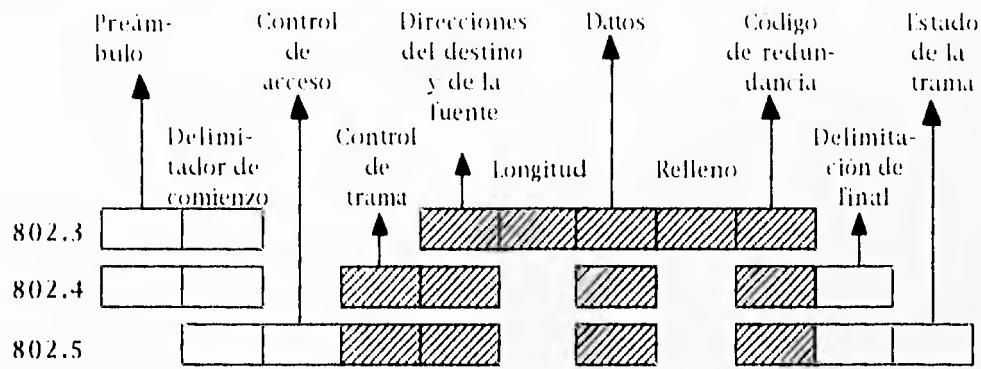


Fig. 5.6. Formatos de trama IEEE 802.

Cuando se reexpide un número grande de tramas desde la 802.3 o 802.4 a la 802.5, el puente no será capaz de librarse de las tramas tan rápido como llegan; sino que tendrá que almacenarlas, esperando que no se le termine la memoria disponible. El problema también existe, hasta cierto punto, de la 802.4 a la 802.3, porque una parte del ancho de banda de la 802.3 se pierde debido a las colisiones. En realidad no tiene 10 Mbps, en tanto que la 802.4 si los tiene.

Un problema más agudo, pero también importante, que esta relacionado con el concepto de puente como un cuello de botella, es el valor de los temporizadores en las capas superiores. Supóngase que la capa de red en una LAN 802.4 esta tratando de enviar un mensaje muy largo, como una secuencia de tramas. Después de transmitir la última, arranca un temporizador para esperar un acuse de recibo. Si el mensaje tiene que transitar por un puente hacia una LAN 802.5, existe el peligro de que el temporizador se desactive, antes de que se haya expedido la última trama hacia la LAN más lenta. La capa de red supondrá que el error se debe a una trama extraviada, y retransmite de nuevo la secuencia completa. Después de n intentos fallidos puede llegar a renunciar, e indicar a la capa de transporte que el extremo destinatario está muerto. Precisamente este problema de velocidades desiguales en un ruteador, fue reportado por Nagle (1984) en un contexto ligeramente distinto.

Un tercer problema el potencialmente más serio de todos, es que las tres LAN 802 tienen diferentes longitudes máximas de trama. Para la 802.3, ésta depende de

los parámetros de la configuración, pero, para el sistema normal de 10 Mbps es de 1.518 octetos. Para la 802.4 esta longitud se fijó el 8,191 octetos. Para la 802.5 no hay límite superior, excepto que una estación no puede transmitir por un tiempo mayor que el tiempo de retención del testigo, con el valor por defecto de 10ms, la máxima longitud de la trama sería de 5.000 octetos.

El problema obvio es, ¿Qué sucede si una trama larga debe expedirse sobre una LAN que no pueda aceptarla?. La idea de dividir la trama en varios pedazos no es solución porque no puede llevarse a cabo en esta capa. Todos los protocolos suponen que las tramas llegan o no llegan. No hay forma de rearmar las tramas a partir de unidades más pequeñas. Con esto no se pretende dar a entender que semejantes protocolos no puedan diseñarse. Podrían y de hecho lo han sido. Es simplemente que el 802 no proporciona esta característica. Básicamente no hay solución, y las tramas que sean muy largas para ser transmitidas deberán desecharse. Demasiado para la transparencia.

Ahora consideremos con brevedad cada uno de los nueve casos de puentes del 802.x al 802.y, con objeto de ver qué otros problemas están ocultos. De un 802.3 a otro 802.3 es fácil. La única cosa que puede andar mal es que la LAN destinataria se encuentre tan cargada, que haga que las tramas sigan llenando el puente, y éste no pueda deshacerse de ellas. Si esta situación persistiera por mucho tiempo el puente podría quedarse sin espacio en buffers y comenzar a tirar tramas. Dado que este problema siempre está potencialmente presente cuando se transmite hacia una LAN 802.3, ya no lo mencionaremos más. Con las otras dos LAN, cada una de las estaciones, incluyendo el puente, tienen garantizado que pueden adquirir periódicamente el testigo, y que no estarán calladas durante largos intervalos.

De la 802.4 a la 802.3 existen dos problemas. Primero, las tramas de la 802.4 transportan bits de prioridad que las tramas de la 802.3 no tienen. Como resultado de esto, si dos LAN 802.4 se comunican a través de una LAN 802.3, la LAN intermedia perderá la prioridad.

El segundo problema está provocado por una característica específica de la 802.4: intercambio temporal del testigo es posible para una trama de la 802.4, poner un bit de la cabecera a 1, para pasar temporalmente el testigo a su destino, permitiéndole así enviar un acuse de recibo. Sin embargo, si un puente reexpide esta

trama. ¿qué deberá hacer este puente?. Si éste envía una trama de acuse de recibo por su cuenta, podría estar mintiendo, si la trama realmente no se ha entregado todavía. De hecho, el destino podría estar muerto; Por otra parte, si no generara el acuse de recibo, seguramente el extremo emisor concluiría que el extremo destinatario está muerto y notificará un falló a sus superiores. Parece que no existe ninguna manera de corregir este problema.

Se tiene un problema similar para el caso de la 802.5 a la 802.3. El formato de la trama de la 802.5 tiene los bits A y C en el octeto que se refiere al estado de la trama. El destino ajusta estos bits para indicarle al emisor si la estación direccionada vió la trama y, también si la copió. De nuevo, aquí el puente puede mentir y decir que efectivamente copió la trama pero, si después resulta que el extremo destinatario esta fuera de servicios pueden surgir problemas muy serios. En esencia la inclusión de un puente en la red, modifica la semántica de los bits.

De la 802.3 a la 802.4 el único problema consiste en qué hacer con el intercambio temporal de testigo, por lo menos se tiene la posibilidad de que el puente trate la reexpedición de la trama, lo más rápido que se pueda, para obtener la respuesta antes de que el temporizador venza. Al reexpedir la trama con la prioridad más alta, el puente esta contando una pequeña mentira, pero gracias a esto, incrementa la probabilidad de obtener la respuesta a tiempo.

Del 802.5 al 802.4 se tiene con los bits A y C exactamente el mismo problema anterior. También, la definición de los bits de prioridad es diferente en las dos LAN, pero los pedigueños no tienen la oportunidad de escoger. Al menos las dos LAN tienen el mismo número de bits de prioridad. Lo único que el puente puede hacer es copiar los bits de prioridad y esperar el mejor resultado.

De la 802.3 a la 802.5 el puente debe generar los bits de prioridad, pero no surge ningún otro problema especial. De la 802.4 a la 802.5 hay un problema potencial con las tramas que son demasiado largas, y el problema del intercambio temporal del testigo se presenta otra vez. Por último, de la 802.5 a la 802.5 el problema radica en qué hacer con los bits A y C, nuevamente. En la figura 5.17 se resumen los diferentes tipos de problemas que se han venido mencionando.

LAN fuente	LAN de destino		
	802.3 (CSMA/CD)	802.4 (paso de testigo en bus)	802.5 (paso de testigo en anillo)
802.3		1,4	1,2,4,8
802.4	1,5,9,8,10	9	1,2,3,8,9,10
802.5	1,2,5,6,7,10	1,2,3,6,7	6,7

Acciones:

1. Reformatear la trama y calcular el nuevo código de redundancia.
2. Invertir el orden de bits.
3. Copiar la prioridad, sea o no sea significativa.
4. Generar una prioridad ficticia.
5. Desechar la prioridad.
6. Purgar el anillo (de alguna forma)
7. Poner los bits A y C (mintiendo).
8. Preocuparse por la congestión (de una LAN rápida a una LAN lenta).
9. Preocuparse por el intercambio de testigo de ACK sea retardado o imposible.
10. Pánico si la trama resulta demasiado larga para la LAN de destino.

Parámetros supuestos:

802.3:	Tramas de 1518 octetos	10 Mbps (menos colisiones)
802.4:	Tramas de 8191 octetos	10 Mbps
802.5:	Tramas de 5000 octetos	4 Mbps

Fig. 5.17. Problemas encontrados en la construcción de puentes del 802.X al 802.Y.

Cuando el comité de la IEEE 802 inició los trabajos para diseñar una norma para las LAN, fue incapaz de ponerse de acuerdo en una sola norma, por lo que produjo tres normas incompatibles, como acabamos de ver con cierto detalle. Por este fracaso se le ha criticado abiertamente. Cuando después se le asignó la tarea de diseñar una norma para puentes, con objeto de interconectar sus tres LAN incompatibles, resolvió hacerlo mejor y lo hizo; pues se sacó la espina con los dos diseños incompatibles para los puentes. Hasta ahora, nadie le ha solicitado diseñar una norma para conectar sus dos puentes incompatibles. Sin embargo, la tendencia va en dirección correcta.

5.5.2 Puentes transparentes.

El primer puente 802 es un **puente transparente** o **puente con árbol de expansión** (Backes, 1988). El interés dominante de la gente que participó en este diseño fue el obtener una transparencia completa. Desde éste punto de vista una organización con múltiples LAN debería ser capaz de salir a comprar puentes diseñados según la norma IEEE, enchufar los conectores en los puentes y, todo debería trabajar a la perfección y al instante. No deberían requerirse modificaciones en hardware ni en software, no debería necesitarse fijar la direcciones de los conmutadores, tampoco debería haber necesidad de cargar parámetros o tablas de encaminamiento; en fin, absolutamente nada. Solo enchufar los cables y marcharse. Los puentes no deberían afectar las LAN existentes en absoluto. Para sorpresa de todos tuvieron éxito.

El puente transparente funciona de manera incondicional, es decir, aceptando todas las tramas transmitidas a todas las LAN, a las cuales está vinculado. Como un ejemplo, considérese la configuración de la figura 5.18. El puente 1 está conectado a las LAN 1 y 2, y el puente dos está conectado a las LAN 2, 3 y 4. La trama que llega al puente 1, por la LAN 1 con destino a A, se puede desechar inmediatamente porque ya se encuentra en la LAN correcta; pero una trama que llegara por la LAN 1 para B, C o D, deberá reexpedirse

Cuando una trama arriva al puente, éste debe decidir si la desecha o la reexpide; si la reexpide, también tendrá que saber en qué LAN deberá colocar la trama. Esta decisión se toma mediante la búsqueda de la dirección destinataria en

una gran tabla (con información revuelta "has") localizada en el interior del puente. En la tabla se puede listar cada uno de los posibles destinos, y decidir que línea (LAN) de salida le corresponde. Por ejemplo, la tabla 2 del puente 2, listará A como si perteneciera a la LAN 2, debido a que, todo lo que el puente 2 tendría que saber es, en qué LAN se deben colocar las tramas para A. El hecho de que se efectúen más procesos de reexpedición posteriormente, no tiene interés para él.

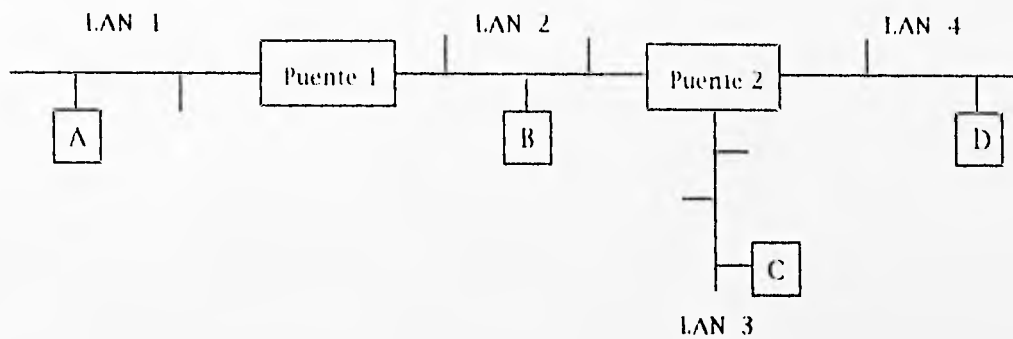


Fig. 5.18. Configuración con cuatro redes tipo LAN y dos puentes.

Cuando los puentes se enchufan por primera vez, todas las tablas se encuentran vacías. Ninguno de los puentes sabe dónde se encuentra cualquier destino, así que utilizan el algoritmo de inundación: toda trama de entrada que se dirige a un destino desconocido se saca hacia todas aquéllas LAN a las que se encuentra conectado el puente, con excepción de aquélla por la cual llegó. A medida que transcurre el tiempo, los puentes aprenden dónde se localizan los destinos, como se describe a continuación. Una vez que se conoce un destino, las tramas que le son dirigidas se colocan solamente en la LAN apropiada, y no se difunden por inundación.

El algoritmo que se utiliza en los puentes transparentes es el de aprendizaje hacia atrás de Baran. Como se mencionó antes, los puentes funcionan en modo promiscuo, por lo que tienen que ver todas las tramas transmitidas en cualquiera de sus LAN. Al ver la dirección de origen, pueden decir qué máquina es accesible a través de qué LAN. Por ejemplo, si el puente 1 de la figura 5.18 ve una trama en la LAN 2 procedente de C sabe que C deberá poder alcanzarse por medio de la LAN 2,

por lo que realiza una notación en su tabla, indicando que las tramas que se dirijan a C, deberían utilizar la LAN 2. Cualquier trama subsiguiente direccionada para C llegando a través de la LAN 1, se reexpedirá; pero si llegara una trama para C, a través de la LAN 2, se desecharía.

La topología de la interconexión de redes puede estar cambiando a medida que las máquinas y los puentes se activen, desactiven o muevan de un lado a otro. Para tratar topologías dinámicas, cada vez que se haga una anotación en una tabla de información, el tiempo de llegada de la trama se indica en la notación. Cada vez que una trama, que ya se encuentra en las tablas llega, su dato de entrada se actualiza con el tiempo actual. Por lo tanto, el tiempo asociado a cada anotación indica la última vez que se vio una trama procedente de la máquina en cuestión.

Periódicamente un proceso en el puente revisa la tabla y borra todas las anotaciones que tienen una antigüedad mayor de unos cuantos minutos, de esta manera, si un ordenador se desenchufa de su respectiva LAN y se trasladará alrededor del edificio, y se reenchará en algún otro lugar, después de algunos minutos volvería a una operación normal, sin que se llevará a cabo ninguna intervención manual. Este algoritmo también significa que, si una máquina se queda callada durante algunos minutos el tráfico que se le envíe tendrá que retransmitirse por inundación hasta que vuelva a transmitir una trama.

El proceso de encaminamiento para una trama de entrada depende de la LAN por la que llegan (la LAN de origen) y de aquella LAN a la cual se destina (la LAN destinataria), de la siguiente manera:

- Si las LAN de origen y destino son las mismas, desecha la trama.
- Si las LAN de origen y destino son diferentes, reexpide la trama.
- Si se desconoce la LAN destinataria, utiliza la inundación.

Este algoritmo debe aplicarse a cada una de las tramas que llegan. Existen chips VLSI de propósito específico para realizar el examen y actualizar la notación de la tabla, todo en sólo unos cuantos microsegundos.

Para aumentar la fiabilidad, algunos lugares utilizan dos o más puentes en paralelo entre pares de LAN, como se muestra en la figura 5.19. Este arreglo sin

embargo, también introduce algunos problemas adicionales porque crea lazos en la topología.

Un ejemplo sencillo sobre este tipo de problemas puede mostrarse al observar la forma como una trama, sea ésta F con destino desconocido, se trata en la figura 5-33. Cada puente, de acuerdo con las reglas normales para el manejo de destinos desconocidos, utiliza la inundación que, en este ejemplo, significa únicamente copiarlo a la LAN 2. Poco tiempo después el puente 1 ve a F2, que es una trama con destino desconocido, y lo copia a la LAN 1, generando de esta forma F3. De la misma forma el puente 2 copia a F1 a la LAN 1, generando F4 el puente 1 reexpide ahora F4 y el puente 2 copia F3. Este ciclo continúa indefinidamente.

La solución a esta dificultad consiste en que los puentes se comuniquen entre sí y recubran la topología real con un árbol de expansión que alcance todas las LAN. Una vez que los puentes han llegado a un acuerdo sobre el árbol de expansión, todas las reexpediciones entre redes LAN siguen al árbol de expansión. Dado que solo hay una trayectoria desde cada uno de los orígenes a su respectivo destino, es imposible que lleguen a aparecer lazos.

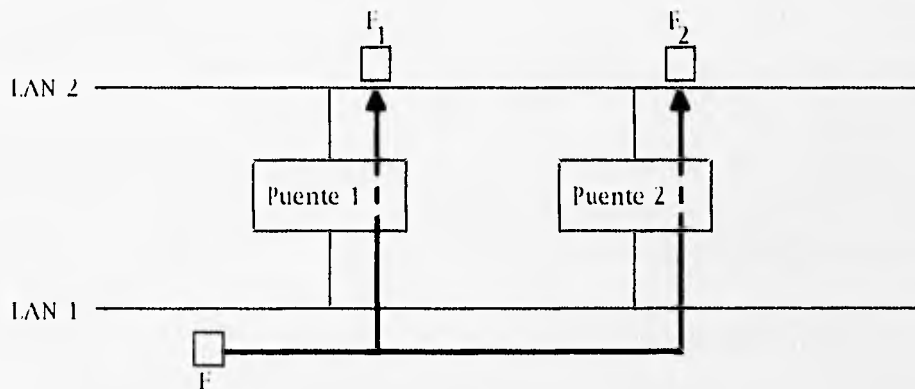


Fig. 5.19. Dos puentes transparentes en paralelo.

Para construir el árbol de expansión, cada vez que transcurren unos cuantos segundos, cada puente difunde su identidad (por ejemplo, el número de serie instalado por el fabricante y garantizado como único), y la lista de todos los demás puentes que reconoce estar sobre sus LAN. Después, se utiliza un algoritmo

distribuido para seleccionar un puente como raíz del árbol, por ejemplo, el puente que tenga el número de serie más pequeño. Una vez que la raíz haya sido seleccionada se construye el árbol al hacer que cada puente escoja la trayectoria más corta hacia la raíz. En caso de empate, ganará el número de serie más pequeño.

El resultado de este algoritmo es el establecimiento de una ruta única entre cada una de las LAN y la raíz y, por lo tanto, a todas las otras LAN. Aunque el árbol abarca a todas las LAN, no todos los puentes se encuentran necesariamente presentes en el árbol (con objeto de evitar los lazos). Aun después de que el árbol de expansión haya sido establecido, el algoritmo continúa funcionando para que automáticamente detecte los cambios de topología y actualice el árbol.

Los puentes también se pueden utilizar para conectar las LAN que se encuentran muy separadas. En este modelo cada lado consiste de una colección de LAN y puentes, uno de los cuales está conectado a una WAN. Las trampas para las LAN remotas viajan a través de la WAN. El algoritmo básico del árbol de expansión puede utilizarse, con ciertas optimizaciones para seleccionar un árbol que minimice la cantidad de tráfico en la WAN. Hart (1988) estudia los puentes sobre WAN con mayor detalle.

Cuando la red interred llega a ser muy grande aparecen problemas de escala. Por ejemplo, cuando uno de los 150,000,000 de teléfonos de Estados Unidos se substituyan eventualmente por un teléfono inteligente el algoritmo básico del árbol de expansión llevará demasiado tiempo Sincoskie y Cotton (1988) han descrito un algoritmo que puede llegar a manejar redes grandes al dividir las en múltiples árboles de expansión con comunicación.

5.5.3 Puentes de encaminamiento fuente

Los puentes transparentes tienen la ventaja de que se pueden instalar con facilidad; puesto que sólo se necesita conectarlos. Por otra parte no hacen un uso óptimo del ancho de banda, dado que únicamente utilizan un subconjunto de la topología (el árbol de expansión). La importancia relativa de estos dos (y de otros) factores, condujo a una división dentro de los comités del 802 (Pitt, 1988). La gente del CSMA/CD, y del paso del testigo en bus, escogió el puente transparente. La gente

simpatizante del anillo (animados por IBM) prefirió el esquema llamado encaminamiento fuente, que en seguida se describirá.

El encaminamiento fuente, reducido a su estructura elemental supone que el extremo emisor de cada trama sabe si el destino que pretende alcanzar se encuentra localizado en su propia red tipo LAN. Cuando envía una trama a una LAN diferente, la máquina fuente pone a uno el bit de mayor orden de la dirección de destino, con objeto de marcarlo. Además, incluye en la cabecera de la trama la ruta exacta que la trama deberá seguir.

Esta trayectoria se construye de la siguiente manera. Cada una de las redes tipo LAN tiene un número único de 12 bits, y cada puente tiene un número de 4 bits que lo define inequívocamente en el contexto de sus LAN. Por lo tanto, dos puentes alejados entre sí pueden tener el mismo número 3, pero dos puentes en la misma LAN deberán tener distintos números de puente. Un encaminamiento, por consiguiente es una secuencia constituida por números correspondientes a un puente, una LAN, puente, una LAN, etc. Refiriéndonos a la figura 5.18, el encaminamiento de A a C debería ser (B1, L2, B2, L3), en dónde se han añadido los códigos B y L por conveniencia para mostrar qué elementos representan puentes y cuáles otros, redes tipo LAN

El puente de encaminamiento fuente solamente está interesado en las tramas que tiene el bit destinatario de mayor orden puesto a 1. Para cada una de estas tramas, que el puente ve, explora el encaminamiento buscando el número de la red LAN por la cual llegó la trama; si a este número de LAN le sigue su propio número de puente, el puente reexpide la trama por la LAN cuyo número sigue y luego al número de puente en el encaminamiento. Si el número de LAN de entrada es seguido por el número de algún otro puente, entonces no reexpide la trama.

Este algoritmo se presta a tres realizaciones posibles:

- **Software:** El funcionamiento del puente se basa en un modo promiscuo, copiando todas las tramas en su memoria, con objeto de ver si tienen el bit destinatario de mayor orden puesto en 1. Si así fuera, se lleva a cabo un examen más elaborado de la trama, de otra manera esto no se hace.

- Híbrido: La interfase del puente de la correspondiente LAN se encarga de mirar el bit destinatario de mayor orden y sólo pasa la trama cuando el bit está puesto. Esta interfase se construye fácilmente con hardware y reduce en gran medida el número de tramas que el puente debe inspeccionar.
- Hardware: La interfase del puente de la correspondiente LAN no sólo comprueba el bit destinatario de mayor orden, sino también examina el encaminamiento con objeto de ver si éste puente debe reexpedir. Al puente solamente se le pasan las tramas que se van a reexpedir. Esta realización necesita un hardware muy elaborado, pero tiene la ventaja de que no desperdicia ciclos de CPU en el puente, porque las tramas no relevantes las deja fuera.

Los tres desarrollos mencionados varían en costo y eficiencia. La primera no contempla un costo adicional por el hardware de su interfase, pero sí necesita una CPU muy rápida para tratar todas las tramas. La última de ellas necesita un chip VLSI especial, pero descarga una parte considerable de procesamiento, del puente al chip, así que podría utilizarse una CPU más lenta, o alternativamente, el puente podría tratar un número mayor de redes LAN.

En el diseño del encaminamiento fuente está implícito el hecho de que cada máquina, de la red interred conoce la ruta exacta a todas las demás máquinas. La forma como estos encaminamientos se descubren es una parte muy importante del algoritmo de encaminamiento fuente. La idea fundamental es que si el extremo destinatario se desconoce, el extremo fuente emite una trama de difusión preguntando dónde se encuentra. Todos los puentes copian esta **trama de descubrimiento**, de tal forma que llegan a todas las LAN contenidas en la interconexión de redes. Cuando regresa la respuesta los puentes registran su identidad en la trama, de tal manera que, el emisor original puede ver con exactitud la ruta tomada, y finalmente seleccionar la mejor.

Aunque resulta claro que este algoritmo encuentra la mejor ruta (encuentra todas las rutas), tiene la desventaja de sufrir explosiones de tramas. Considérese la configuración de la figura 5.20, con N redes LAN, linealmente conectadas por medio de puentes triples. Cada uno de los tres puentes de la LAN 1 copia la trama de descubrimiento transmitida por la máquina A, pasando tres tramas de descubrimiento a la LAN 2. Los puentes de la LAN 2 copian, a su vez, cada una de

estas tramas, dando como resultado nueve tramas en la LAN 3. Cuando se llega a alcanzar la LAN N, se encuentran 3^{N-1} tramas en circulación. Si, se cruzaran una docena de juegos de puentes se tendrían que inyectar mas de medio millón de tramas de descubrimiento en el último anillo, causando una congestión terrible.

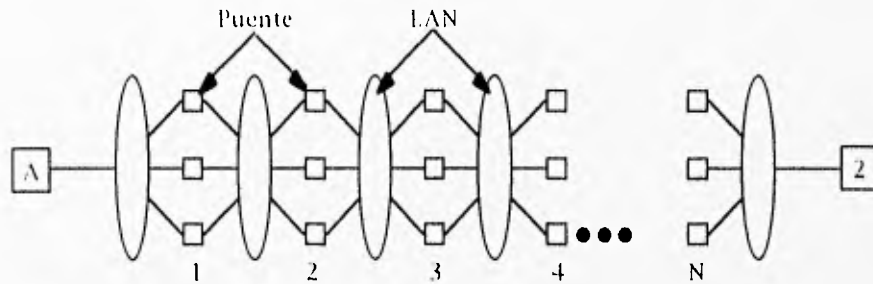


Fig. 5.20. Una serie de redes tipo LAN conectadas por medio de puentes triples.

Con el puente transparente ocurre un proceso bastante parecido, aunque no tan severo como el anterior. Cuando una trama desconocida llega, ésta se envía por inundación, pero sólo a lo largo del árbol de expansión, de tal forma que el volumen total de tramas transmitidas es lineal con respecto al tamaño de la red, y no exponencial.

Una vez que el servidor haya descubierto un encaminamiento para un destino en particular, lo almacena en una memoria temporal, para que el proceso de descubrimiento no se tenga que realizar nuevamente. Aunque este planteamiento limita considerablemente el impacto de la explosión de tramas, le impone cierto peso administrativo a todos los servidores, y el algoritmo completo no llega a ser definitivamente transparente.

5.5.4 Comparación de los puentes 802.

Los puentes de encaminamiento fuente y los transparentes presentan ventajas y desventajas, y en esta sección se estudiarán algunas de las más importantes. En figura 5.21 se muestra un resumen de las mismas, y se cubren de manera más

detallada en (Soha y Perlman, 1988; y Zhang, 1988). Sin embargo, sean conscientes de que cada uno de los puntos está altamente rebatido.

Asunto	Puente transparente	Puente de encaminamiento fuente
Orientación	Sin conexión	Orientado a conexión
Transparencia	Totalmente transparente	No transparente
Configuración	Automático	Manual
Encaminamiento	Suboptimizado	Óptimo
Localización	Aprendizaje hacia atrás	Tramas de descubrimiento
Fallos	Manejado por los puentes	Manejado por los hostales
Complejidad	En los puentes	En los hostales

Fig. 5.21. Comparación de puentes transparentes y de encaminamiento fuente.

La diferencia central entre los dos tipos de puentes es la distinción entre las redes sin conexión y las orientadas a conexión. Los puentes transparentes no tienen ningún concepto de circuito virtual, y llevan a cabo el encaminamiento de cada una de las tramas en forma independiente de las demás. A diferencia de esto, los puentes de encaminamiento fuente, determinan un encaminamiento mediante el empleo de las tramas de descubrimiento, y utilizan este encaminamiento, de ahí en adelante.

Los puentes transparentes son invisibles por completo para los servidores y son totalmente compatibles con todos los productos 802 existentes. Los puentes fuente, no son transparentes, ni tampoco compatibles. Para utilizar un encaminamiento fuente, los servidores deberán estar completamente enterados del esquema de puentes y participar en forma muy activa en el mismo.

Cuando se utiliza un puente transparente, no es necesaria la administración de la red. Los puentes se configuran por sí mismos, y en forma automática, a la topología. En los puentes con encaminamiento fuente, el administrador de la red deberá instalar manualmente los números correspondientes de la LAN y del puente. Los errores, como el caso de duplicación de un número de LAN o de puente, pueden

ser muy difíciles de detectar, debido a que pueden ocasionar que algunas tramas se metan en un lazo, pero no otras, según el encaminamiento. Más aún, cuando se conecten dos redes interred separadas por medio de puentes transparentes, no hay nada más que hacer que conectarlas, en tanto que, con un encaminamiento fuente puede ser necesario cambiar manualmente muchos números de redes LAN, para convertirlos en únicos en la red interred combinada.

Teóricamente, una de las pocas ventajas del encaminamiento fuente es que puede hacer uso de un encaminamiento óptimo, en tanto que el procedimiento seguido por un paquete transparente está restringido al árbol de expansión. Más todavía, el encaminamiento fuente también puede hacer un buen uso de los puentes en paralelo entre dos redes LAN, con objeto de dividir la carga. Resulta cuestionable si los puentes que se utilizan en realidad podrán llegar a ser lo suficientemente inteligentes como para hacer uso de estas ventajas.

La localización de los destinos se lleva a cabo mediante el uso de un aprendizaje hacia atrás en el puente transparente, y empleando tramas de descubrimiento en puentes con encaminamiento fuente. La desventaja que presenta el procedimiento de aprendizaje hacia atrás es que los puentes tienen que esperar a que llegue una trama de una máquina en particular, para aprender el lugar en el que se encuentra dicha máquina. La desventaja de las tramas de descubrimiento es la explosión exponencial que sufren en las redes interred de grandes a moderadas, con puentes en paralelos.

El tratamiento de fallos es bastante diferente en los dos esquemas. Los puentes transparentes se enteran de los fallos de los puentes y de las redes LAN y de otros cambios en la topología, en forma rápida y automática, simplemente escuchando las tramas de control de los demás. Los servidores no llegan a enterarse en absoluto de estos cambios.

La situación es por completo diferente con el encaminamiento fuente. Cuando un puente falla, las máquinas que encaminan inicialmente sobre él, se dan cuenta que sus tramas ya no son asentidas, por lo que les vencen los temporizadores e intentan el mismo proceso una y otra vez. Al final llegan a la conclusión de que algo raro está sucediendo, pero todavía no saben se este problema está relacionado con el extremo destinatario, o con el encaminamiento seleccionado. Sólo cuando se

transmite otra trama de descubrimiento pueden darse cuenta si el extremo destinatario está disponible. Desafortunadamente, cuando falla un puente principal, un número bastante considerable de servidores sufrirán vencimientos de plazos y enviarán nuevas tramas de descubrimiento, antes de que el problema se llegue a resolver, aun cuando se disponga de un encaminamiento alternativo. Esta excesiva vulnerabilidad a los fallos, es una de las grandes debilidades de los sistemas orientados a conexión.

Por último, abordaremos los aspectos de costo y complejidad, un tema muy controvertido. Si los puentes con encaminamiento fuente tienen un chip VLSI que sólo lee las tramas que deben reexpedirse, estos puentes experimentarán una carga de procesamiento de trama mucho menor y, por consiguiente, ofrecerán una mejor eficiencia para una inversión de hardware dada. Sin la existencia de este chip, lo harán peor, porque la capacidad de procesamiento por trama (investigando el encaminamiento en la cabecera de la trama) es sustancialmente mayor.

Además, el encaminamiento fuente añade una complejidad adicional a los servidores: éstos deberán almacenar rutas, enviar tramas de descubrimiento, así como copiar información de encaminamiento en cada una de las tramas. Todos estos aspectos necesitan varios ciclos de CPU y memoria extra. Dado que típicamente hay, de uno a dos órdenes de magnitud, más servidores que puentes, sería más conveniente poner coste y complejidad adicionales en unos cuantos puentes, en lugar de en todos los servidores.

5.6 Ruteadores (Ruteadores).

A diferencia de los puentes, los ruteadores funcionan al nivel de la red. Esto les da mayor flexibilidad, por ejemplo, en la traducción de direcciones entre redes muy diferentes, pero también las hace más lentas. Como consecuencia, los ruteadores se utilizan por lo común en redes tipo WAN, en donde nadie espera que traten más de 10,000 paquetes/seg, que vienen a ser un requisito típico para los puentes de redes tipo LAN. Comúnmente se encuentran dos estilos de ruteadores, uno para redes orientadas a conexión y otro para redes sin conexión. A continuación se estudiarán estos dos tipos.

5.6.1 Ruteadores orientados a conexión.

En el modelo OSI se permiten dos estilos diferentes para la interconexión de redes: una concatenación orientada a conexión de subredes de circuitos virtuales, y un estilo de interconexión de redes datagrama. En esta sección se verá el planteamiento referente al circuito virtual; en tanto que en la siguiente se estudiará el método del datagrama.

El método del circuito virtual difiere del de interconexión por medio de puentes en que se realiza en la capa de red (véase 5.3) en lugar de la capa de enlace, pero también difiere en otros aspectos. Una de estas diferencias se basa en la naturaleza del puente. Este es un pequeño miniordenador o microordenador. Cuando el puente y todas las redes tipo LAN son propiedad de la misma organización, la pertenencia y la operación del puente no generan ningún problema especial. Sin embargo, cuando la pasarela se encuentra entre dos redes WAN que son operadas por diferentes organizaciones, probablemente ubicadas en diferentes países, la operación conjunta de un pequeño miniordenador puede llegar a generar una considerable cantidad de recriminaciones.

Para eliminar estos problemas, se realiza un planteamiento ligeramente diferente. El retransmisor de la figura 5.13, está efectivamente partido por la mitad y las dos partes de 3c se conectan con un hilo, como se muestra en la figura 5.22. A cada una de las mitades se denomina **media-pasarela**, y cada una es propiedad y está operada por uno de los operadores de la red. De esta manera el problema global que presenta la pasarela se reduce al acuerdo sobre el uso de un protocolo común para el cable. Siempre que las dos partes utilicen el protocolo común en el cable, tendrán la libertad de ordenar sus subcapas 3a, 3b y 3c de la manera más conveniente para ellas.

El protocolo que emplean para comunicarse en el cable las dos medias-ruteadores es el protocolo X.75 del CCITT, que es casi idéntico al X.25. El modelo del X.75 se basa en la idea de construir una conexión entre redes mediante la concatenación de una serie de circuitos virtuales intrarredes y de medio-ruteador a medio-ruteador. El modelo correspondiente se muestra en la figura 5.23a.

La conexión entre el servidor fuente, en una red, y el servidor destinatario, en la otra red, está constituida por cinco circuitos virtuales adyacentes marcados VC 1-5. El VC 1 va del servidor fuente a la media pasarela (llamado Terminal de Señalización o STE por el CCITT), en su propia red. El VC 2 va de la media-pasarela de la red fuente a la media-pasarela de una red intermedia, suponiendo que no hay una conexión directa entre las redes fuente y destino. Los VC 3 y 5 también son intraredes, como el VC 1, y el VC 4 es interred, como el VC 2.

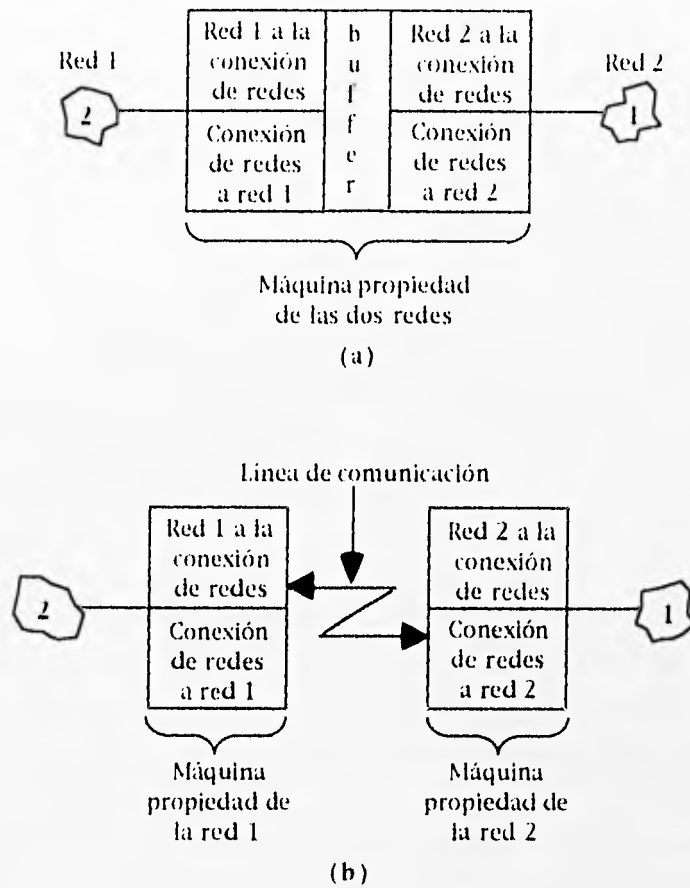


Fig. 5.22. a) Router completo. b) Dos mitades de Router.

En este modelo, la conexión de un servidor que se encuentra en una red remota se establece de la misma manera que se establecen las conexiones normales.

La subred ve que el destino es remoto, entonces selecciona una (media-) pasarela apropiada y construye un circuito virtual hacia la pasarela. La primera pasarela registra la existencia del circuito virtual en sus tablas y procede a construir otro circuito virtual hacia la siguiente pasarela. Este proceso continúa hasta que se llega a alcanzar el servidor destinatario.

Una vez que los paquetes comienzan a fluir a lo largo de la trayectoria, cada una de las ruteadores retransmite los paquetes que llegan, convirtiendo los formatos de los paquetes y números de circuitos virtuales, según se va necesitando. Se ve claramente que todos los paquetes de datos deberán pasar por la misma secuencia de ruteadores, aunque los VC 1, 3 y 5 de la figura 5.23a pudiesen realizarse internamente mediante el empleo de datagramas, de tal forma que no se necesite que todos los paquetes sigan precisamente el mismo camino desde la fuente hasta el destino. En la práctica, las redes que utilizan circuitos virtuales entre redes, también los utilizan internamente.

La característica fundamental de este planteamiento es el establecimiento de una secuencia de circuitos virtuales desde la fuente a través de una o más ruteadores, hasta su destino. Cada pasarela mantiene tablas, indicando que circuitos virtuales pasan a través de ella, hacia donde están encaminándolos y cuál es el número del nuevo circuito virtual.

La figura 5.24 muestra los protocolos que se utilizan en varias líneas cuando se conectan dos redes del tipo X.25. El extremo fuente se comunica con la subred por medio del X.25. El protocolo interno IMP-IMP no está especificado por el CCITT y, probablemente, también será diferente en todas las redes.

El protocolo que se utiliza entre las ruteadores y el resto de la subred también se deja abierto, pero en este caso se ve muy claramente que hay dos alternativas de elección diferentes: es decir, el protocolo interno IMP-IMP o el X.25. Si el protocolo elegido fuera el IMP-IMP la red tomaría a la pasarela como si éste fuese un host.

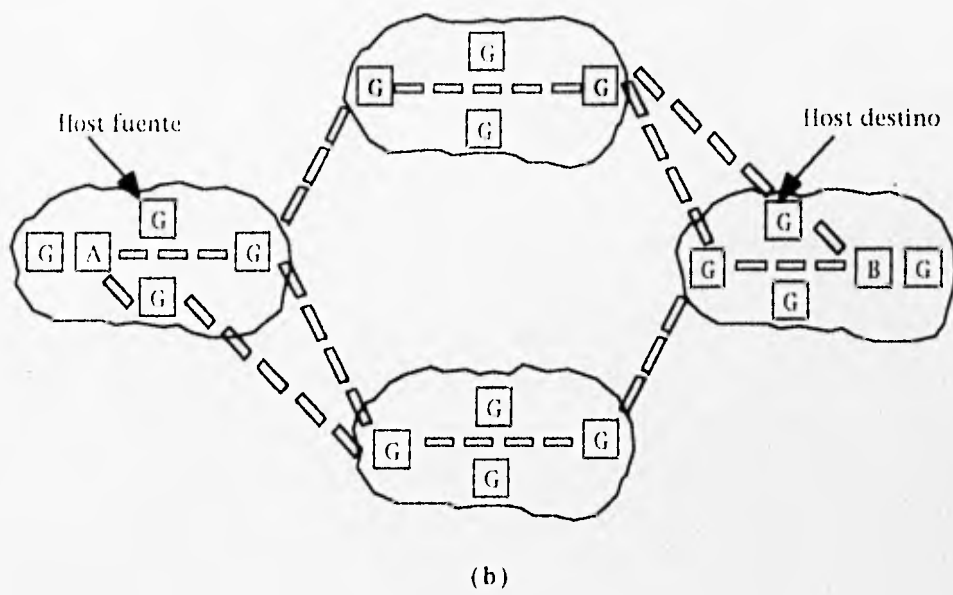
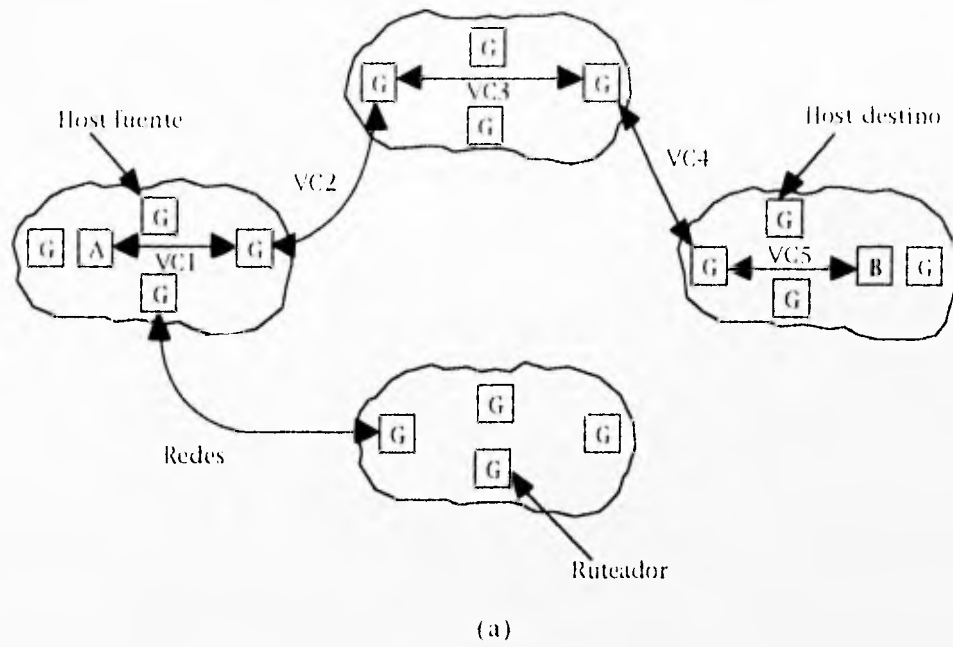


Fig. 5.23. a) Interconexión de redes utilizando circuitos virtuales concatenados. b) Interconexión de redes utilizando datagramas.

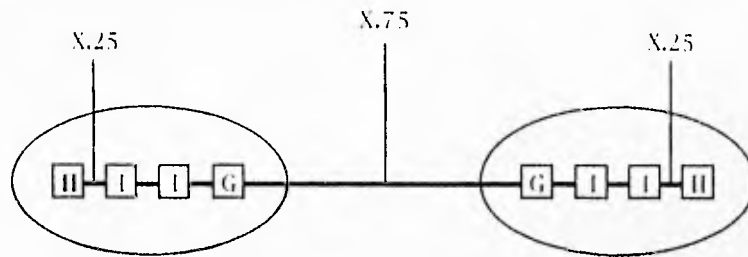


Fig. 5.24. Protocolos en el modelo de interconexión de redes del CCITT.

Aunque el mismo protocolo X.75 sólo es de aplicación a las líneas de pasarela a pasarela, mediante éste, efectivamente, se ordena la arquitectura de circuitos virtuales concatenados, dado que requiere que todos los paquetes de una conexión pasen sobre la misma secuencia de circuitos virtuales de pasarela a pasarela. Resulta muy difícil ver como paquetes diferentes podrían utilizar ruteadores diferentes, y sin embargo, llegan a cumplir con este requisito. El protocolo X.75 sólo difiere en algunos detalles mínimos del X.25, como en la gama de servicios disponibles.

5.6.2 Ruteadores sin conexión

El modelo alternativo al de interconexión de redes del CCITT es el modelo datagrama que se muestra en la figura 5.23b. En este modelo, el único servicio que la capa de la red llega a ofrecer a la capa de transporte es la capacidad para introducir un datagrama en la subred, y esperar el mejor resultado de esto. Realmente no existe ninguna noción de circuitos virtuales en la capa de red, y menos de una concatenación entre ellos. Éste modelo no requiere que todos los paquetes que lleguen a pertenecer a una conexión, recorran siempre la misma secuencia de ruteadores. En la figura 5.23b, los datagramas de A hacia B se muestran tomando una amplia variedad de caminos diferentes a través de la interconexión de redes. Por otra parte nadie podría garantizar que los paquetes efectivamente lleguen a su destino en forma ordenada, suponiendo que en realidad llegarán.

Para ver la forma cómo trabaja el datagrama de una interconexión de redes, hagamos un seguimiento, de la ruta del mensaje de transporte de la figura 5.25, desde el servidor A hasta el servidor B. Los datagramas tienen un tamaño máximo fijo, así que, si el mensaje es más largo que este límite establecido, la capa de transporte se encarga de segmentarlos en tantos datagramas como sea necesario. Estos datagramas son precisamente los que se mueven de red en red, en su camino entre los extremos fuente y destino. Por consiguiente, sólo al final de su viaje, la capa de transporte en la máquina destino reensamblará los datagramas para tener el mensaje nuevamente en su forma original.

Para que los datagramas vayan de un ruteador a otra en una interconexión de redes, éstos se encapsulan según el formato de la capa de enlace, de cada una de las redes por las que lleguen a pasar. En la figura 5.25, a los datagramas se les asigna una cabecera y una cola para así construir la trama 1, que es pasada posteriormente de forma transparente a través de la red 1. Cuando el datagrama llega al ruteador 1, la cabecera de la capa de enlace junto con la cola se eliminan y el datagrama desnudo aparece nuevamente, como si fuera una mariposa saliendo de su capullo. Mientras viaja a través de la red 2, el encapsulado es diferente, pero el mismo datagrama emerge de nuevo en la siguiente pasarela. Este proceso de encapsular y desencapsular los datagramas ocurre repetidamente, hasta el momento en que los datagramas llegan a su servidor destino.

Cada red impone un tamaño máximo a sus paquetes; estos límites tienen varias causas, entre las cuales se pueden mencionar las siguientes:

- Hardware (por ejemplo, el ancho de una ranura de transmisión TDM).
- Sistema operativo (por ejemplo, todos los buffers son de 512 octetos).
- Protocolos (por ejemplo, el número de bits del campo de longitud del paquete).
- Conformidad con alguna norma nacional (o también internacional).
- Deseo de reducir, hasta cierto nivel, las retransmisiones debidas a errores.
- Deseo de impedir que un paquete ocupe el canal por tiempo muy largo.

El resultado de todos estos factores es que los diseñadores de redes no tienen libertad para elegir el tamaño máximo que ellos deseen para el paquete. Algunos ejemplos típicos de la longitud máxima de un paquete, en las redes que se utilizan en la actualidad, son los que se mencionan a continuación:

- HDLC: en principio, infinita.
- 802.4: 65,528 bits.
- X.25: 32,768 bits
- Redes de radio paquetes ARPA: 2,032 bits
- ARPANET: 1,008 bits.
- ALOHANET de la Universidad de Hawai: 640 bits.

Un problema obvio aparece cuando un paquete de tamaño considerable desea viajar a través de una red cuyo tamaño máximo de paquete es demasiado pequeño. En la literatura se ha puesto mucho énfasis en este problema y, se han planteado alguna propuestas para resolverlo.

Una solución consiste en asegurar, en primer lugar, que no ocurra este problema. en otras palabras, que la interconexión de redes debería utilizar un algoritmo de encaminamiento que evitará la transmisión de paquetes a través de redes que no sean capaces de tratarlos. Sin embargo, esta solución no lo es en absoluto. ¿Qué sucedería, por ejemplo, si el paquete original del extremo fuente resultara ser demasiado grande para que la red destinataria lo pudiera tratar adecuadamente? El algoritmo de encaminamiento difícilmente puede evitar la red de destino. A pesar de esto, un encaminamiento inteligente puede minimizar la extensión de este problema.

Básicamente, la única solución para este problema consiste en permitir a las ruteadores que rompan los paquetes en **fragmentos**, de tal forma que cada uno de éstos se transmite como un paquete interred, en forma separada. Sin embargo, como, todos los padres de niños pobres saben, la transformación de un objeto grande en fragmentos pequeños es mucho más sencilla que la realización del proceso inverso. (Los físicos inclusive le han asignado a este efecto un nombre: la segunda ley de la termodinámica). Las redes de conmutación de paquetes, también tienen dificultades para volver a juntar los fragmentos, otra vez.

Hay dos estrategias opuestas para reensamblar los fragmentos del paquete original. La primera de ellas consiste en hacer que, la fragmentación causada por una red de "paquetes pequeños" sea transparente, para cualquier red subsiguiente, a través de la cual el paquete deberá pasar, en su camino hasta el destino final. En la figura 5.26a se muestra esta opción. Cuando un paquete de tamaño excesivo llega a

la pasarela, esta lo rompe en fragmentos; de tal forma que, cada uno de ellos se envía a la misma pasarela de salida, lugar en donde las piezas se recombinan. De esta manera, el paso a través de la red de paquetes pequeños se efectúa en forma transparente; haciendo que las redes subsiguientes, no lleguen a enterarse que ocurrió una fragmentación.

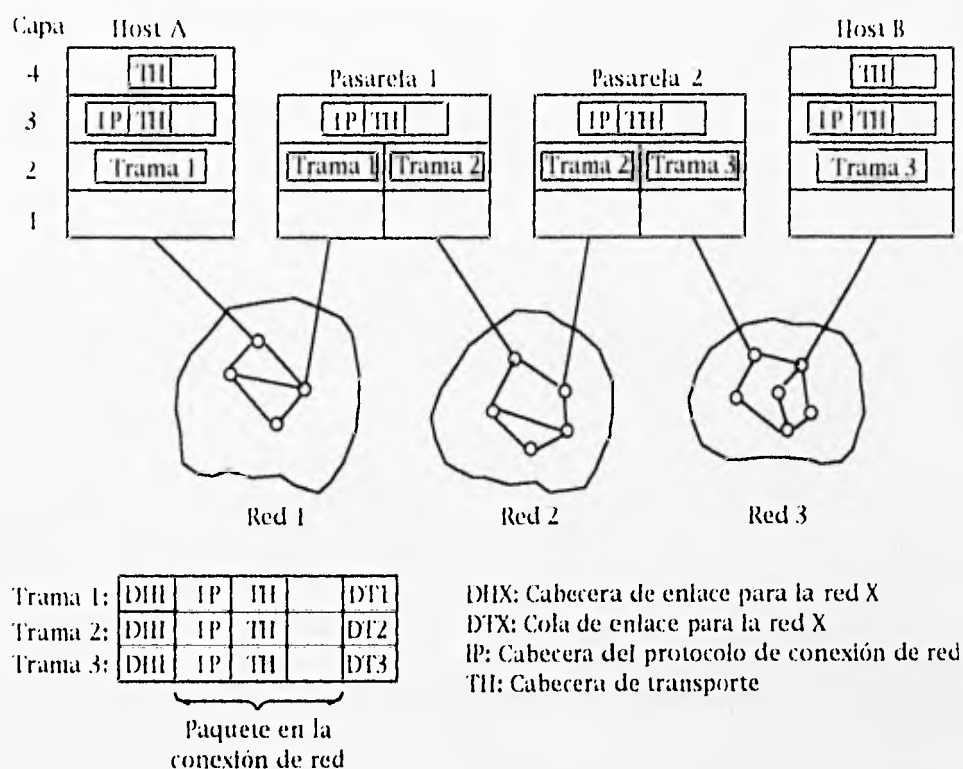


FIG. 5.25. Datagrama moviéndose de red a red.

La fragmentación transparente es en efecto simple, pero tiene algunos problemas. En primer lugar, la pasarela de salida necesita saber que ya recibió todos los pedazos, por lo cual cada uno de los paquetes deberá incluir un campo de cuenta, o bien, un bit de "terminación de paquete". En segundo lugar, todos los paquetes tienen que salir a través de la misma pasarela. El no permitir que algunos fragmentos sigan su camino hasta su destino final, y que otros fragmentos lo hagan por una ruta diferente, hace que se pueda perder algo de rendimiento. Un tercer problema es el del posible bloqueo de reensamblaje en la pasarela de salida. Un último problema es de la sobrecarga requerida para que repetidamente se rearme y

fragmente un paquete muy grande, al pasar a través de una serie de redes de paquetes pequeños.

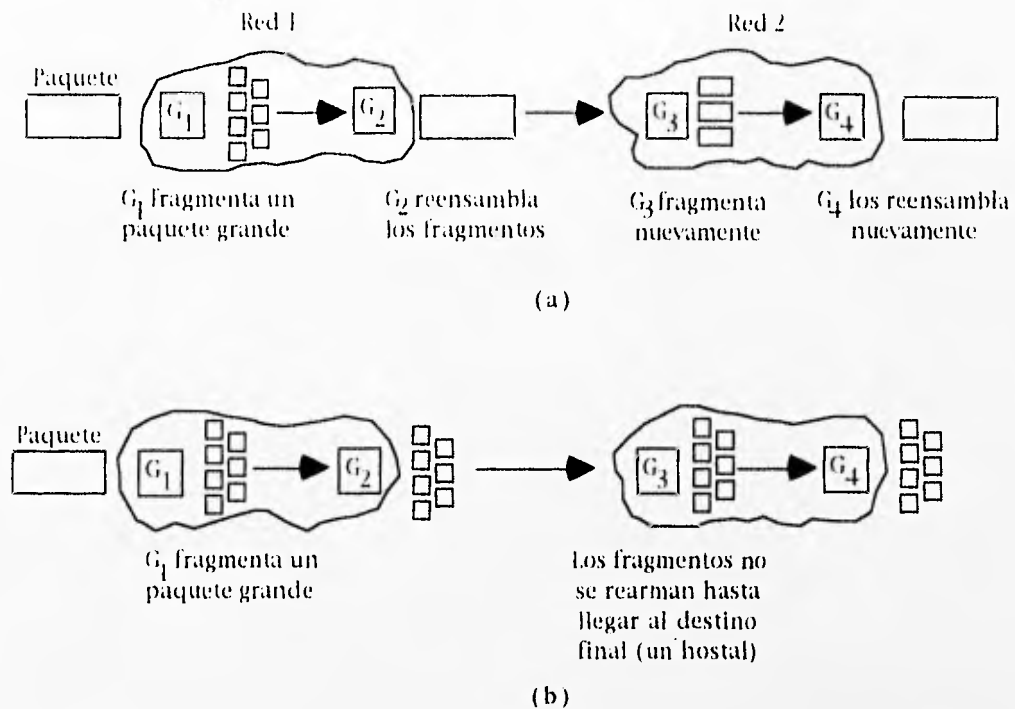


Fig. 5.26. Fragmentación transparente. b) Fragmentación no transparente.

La otra estrategia de fragmentación consiste en impedir que los fragmentos se recombinen en algún ruteador intermedia. Cada vez que un paquete se fragmenta, cada fragmento se trata como si fuera un paquete original. Todos los fragmentos se pasan a través de la pasarela de salida (o ruteadores), como se muestra en la figura 5.26b. La recombinación solamente ocurre en el servidor destino.

La fragmentación no transparente presenta también algunos problemas. Por ejemplo, ésta exige que todos los servidores tengan la capacidad de realizar el proceso de reensamblado. Otro problema que se presenta es que la sobrecarga se incrementa cuando un paquete grande se fragmenta, debido a que cada fragmento debe tener una cabecera. En tanto que en el primer método esta sobrecarga desaparece tan pronto como se sale de la red de paquetes pequeños, en este último método la sobrecarga permanece por el resto del viaje. Una ventaja de este método,

sin embargo, es que ahora sí se pueden utilizar múltiples ruteadores de salida. Naturalmente que esta ventaja no sería aprovechable si se utilizara el modelo de circuito virtual concatenado.

Shoch (1979) ha propuesto hacer que cada paquete transporte un bit, especificando si el extremo destinatario está preparado para reensamblar los fragmentos. Si no fuera el caso, cualquier pasarela que fragmente un paquete deberá ponerse de acuerdo con alguna otra pasarela para que ésta reensamble todas las piezas. Si el extremo final si está preparado para hacer este proceso de reensamblado, la fragmentación podrá, o no, ser transparente, a discreción de cada pasarela.

Cuando se fragmenta un paquete, los fragmentos se deberán numerar, de tal forma que puede llegar a reconstruirse el flujo de datos original. Una manera de llevar a cabo la numeración de los fragmentos, es mediante el uso de un árbol. Si el paquete 0 se debe dividir, a las piezas resultantes se les denomina como 0.0, 0.1, 0.2, etc. Si estos mismos fragmentos, también, se deben fragmentar en etapas posteriores, a las piezas que resultan se les numera con 0.0.0, 0.0.1, 0.0.2.....,0.1.0, 0.1.1, 0.1.2, etc. Si en la cabecera se ha reservado un número suficiente para asegurar que todas las piezas pueden rearmarse correctamente en el destino correspondiente, sin importar el orden en que puedan llegar.

Sin embargo, si una sola red llega a perder o a desechar algunos paquetes se necesita realizar retransmisiones de extremo a extremo, con efectos desafortunados para el sistema de numeración. Supóngase, por ejemplo, que un paquete de 1024 bits se divide inicialmente en cuatro fragmentos de igual tamaño, 0.0, 0.1, 0.2 y 0.3. El fragmento 0.1 se pierde, pero los demás sí llegan en forma correcta a su destino. Eventualmente, al extremo fuente le vencerá la temporización y retransmitirá el paquete original otra vez. Sólo que, en esta ocasión, la ruta que sigue pasará a través de una red con un límite de 512 bits, por lo que se llegan a generar dos fragmentos. Cuando el nuevo fragmento 0.1 llega finalmente a su destino, el receptor pensará que las cuatro piezas ya se encuentran disponibles y reconstruirá el paquete de manera incorrecta.

Un sistema de numeración totalmente diferente (y mucho mejor) del protocolo interred consiste en definir un fragmento elemental lo suficientemente

pequeño como para que pase a través de todas las redes. Cuando un paquete se fragmenta, todas las piezas son iguales al tamaño del fragmento elemental, con excepción del último, que puede llegar a ser más pequeño. Un paquete interred puede estar constituido por varios fragmentos, por motivos relacionados con la eficiencia. La cabecera de la interconexión de redes deberá proporcionar el número del paquete original, así como el número del (primer) fragmento elemental que contiene la trama. Generalmente, también deberá tener un bit indicando que el último fragmento elemental que ésta contenido dentro del paquete interred, es el último del paquete original.

Número del primer fragmento elemental en este paquete

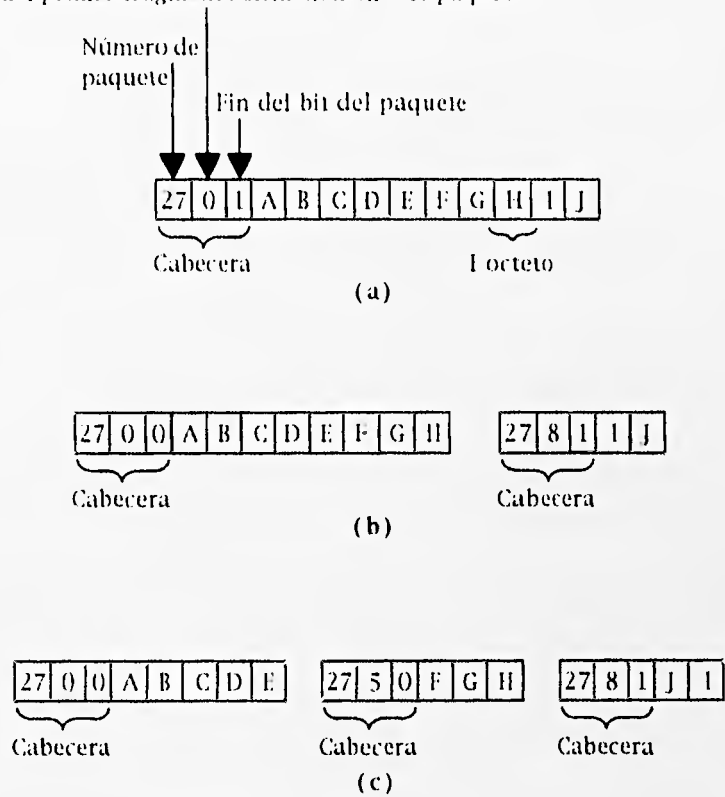


Fig. 5.27. Proceso de fragmentación cuando el tamaño del octeto elemental es de un octeto. a) Paquete original, constituido por 10 octetos de datos. b) Fragmentos, después de pasar por una red de tamaño máximo de paquetes de 8 octetos. c) Fragmentos, después de pasar por un ruteador de tamaño 5.

En este planteamiento se necesitan dos campos de secuencia en la cabecera interred: uno es el número de paquete original, y el otro es el número del fragmento. Está claro que deberá existir un compromiso entre el tamaño del fragmento elemental y el número de bits en el número del fragmento. Debido a que el tamaño del fragmento elemental presuntamente es aceptable para todas las redes, no se llegará a presentar ningún problema con la fragmentación subsecuente de un paquete interred que contenga varios fragmentos. El límite último sería tener un fragmento elemental de un solo bit, o bien, de un solo octeto, dejando que el número del fragmento sea el desplazamiento del bit u octeto en el paquete original, tal y como se puede ver en la figura 5.27.

Algunos protocolos interred llevan este método más allá, y consideran que la transmisión completa sobre un circuito virtual corresponde a la de un paquete gigante, de tal forma que cada uno de los fragmentos contenga el número absoluto de octeto del primer octeto en el fragmento. Algunas otras soluciones relacionadas con el concepto de fragmentación se pueden estudiar en (Kent y Mogul, 1987).

5.6.3 Comparación de ruteadores orientadas a conexión y sin conexión.

Los planteamientos de la concatenación de circuitos virtuales y datagramas presentan diferentes virtudes y debilidades. El modelo del circuito virtual concatenado tiene fundamentalmente las mismas ventajas que las de utilizar circuitos virtuales en una sola subred: los buffers se pueden reservar con anticipación (en las ruteadores) para evitar la congestión, se puede garantizar la secuencia, se pueden utilizar cabeceras pequeñas y se pueden evitar los problemas ocasionados por la duplicación de paquetes retardados.

También, presenta las mismas desventajas: el espacio ocupado por la tabla en las ruteadores para cada una de las conexiones abiertas, sin importar que haya o no haya tráfico; el hecho de que no exista un encaminamiento alternativo para evitar áreas congestionadas y, la vulnerabilidad a fallos de la pasarela en cualquier lugar de la trayectoria. También, tiene la desventaja de que su realización es difícil, si no imposible, cuando una de las redes corresponde a una red datagrama insegura.

Las propiedades de la solución datagrama aplicado a la interconexión de redes, son exactamente las mismas que las de los dos datagramas correspondientes a las subredes: mayor posibilidad de congestión, pero al mismo tiempo, mayor capacidad para adaptarse a él, una gran robustez frente a fallos de los routers, y la necesidad de utilizar cabeceras grandes. Es posible utilizar varios tipos de algoritmos de encaminamiento adaptativo en la interconexión de redes, igual que se utiliza en el interior de una sola red de datagrama.

Una ventaja principal de la solución datagrama aplicado a la interconexión de redes, es que puede utilizarse en subredes que no utilizan circuitos virtuales en el interior. Muchas redes tipo LAN, redes móviles (por ejemplo, para las flotas navales y aéreas), e incluso algunas redes tipo WAN, caen en esta categoría. Cuando una interconexión de redes incluye alguna de éstas, ocurren problemas muy serios si la estrategia de la interconexión de redes se basa en circuitos virtuales.

5.6.4 Software de routers y puentes.

El software que se utiliza en un puente o un router es muy diferente al que ordinariamente se utiliza en un servidor, y como tal, resulta importante conocerlo, por lo menos, en forma somera. La razón de esta diferencia no es difícil de encontrar. En este caso, los requisitos de rendimiento son muy críticos. Se espera que los puentes y los routers acepten y reexpidan el tráfico de una red a otra en tiempo real, sin hacer que se degrade la operación de ninguna de las redes.

Considérese, por ejemplo, los requisitos para el caso peor, en un puente de una red tipo LAN. Imagínese que se debe reexpedir un flujo continuo de paquetes de 64 octetos, de una red tipo LAN de 10 Mbps a otra. Los paquetes de 64 octetos se reciben a una velocidad de un paquete cada 51 μ s (es decir, casi 20,000 tramas/s). Por lo tanto, el puente deberá atrapar la interrupción, procesar un paquete y retransmitirlo, todo esto en un tiempo de 51 μ s. Si los paquetes se pudieran recibir de los dos lados en forma simultánea, se duplicaría la eficiencia requerida para realizar dicho trabajo. Aun cuando se tuvieran procesadores inteligentes en la sección de entrada, que recogieran los bits de los paquetes que llegan y los ensamblaran en memoria antes de provocar una interrupción, un tiempo de 51 μ s no es mucho

tiempo. Los puentes se encuentran, por lo general, limitados por las características de la CPU (Unidad Central de Proceso).

Considerando la pesada carga de trabajo a la que está sujeto el sistema, el software deberá estructurarse con cuidado para obtener una eficiencia máxima. En un extremo, el puente o la pasarela pueden estar dirigidos por interrupciones. En este modelo, cada uno de los paquetes que llegan origina una interrupción, la cual desinhibe futuras interrupciones y procesa el paquete hasta el final durante la rutina de interrupción. Aun cuando este planteamiento llega a ser muy rápido, por desgracia conduce a un software débilmente estructurado y, por consiguiente, deberá evitarse en lo posible.

En el extremo opuesto, el software se divide en procesos, cada uno de los cuales tiene una tarea bien definida. En la figura 5.28 se muestra un ejemplo sencillo de un ruteador (o puente) trilateral. Cada uno de los nueve procesos que ahí se llevan a cabo funciona en su propio espacio de dirección. Cuando un paquete llega, procedente de la red 1, 2 o 3, se hacen funcionar los procesos 2, 3 o 5, respectivamente. Ese proceso se encarga de comprobar el código de redundancia; de transformar el paquete, si es necesario, a un formato interno independiente y de depositarlo en la cola de entrada del proceso 7, es decir, el proceso de encaminamiento. Estos procesos de entrada deberán tener la más alta prioridad, con objeto de evitar que se lleguen a perder paquetes de entrada.

Cuando ninguno de los procesos 2, 3 o 5 de alta prioridad; o bien, los procesos 1, 4 o 6 de mediana prioridad, tienen algo que hacer y, además, el proceso 7 tiene trabajo en su cola de espera, éste tomará el primer paquete que aparece en la cola, decidirá cómo encaminarlo y lo pondrá en la cola de trabajo de entrada de uno de los procesos de salida (1, 4 o 6), que lo transformará al formato de salida apropiado y arrancará al transmisor (en caso de que estuviera inactivo). Tan pronto como se haya iniciado la transmisión del paquete, el proceso de salida terminará, para permitir que otro proceso comience a funcionar.

En el momento en que se recibe una interrupción, al finalizar una transmisión, el proceso de salida se habilita para funcionar, y en ese momento quitará de la cola de espera al paquete que precisamente acaba de transmitir, para ir por el siguiente paquete.

El proceso de encaminamiento también efectúa un filtrado de los paquetes. Si el paquete bajo revisión corresponde a un paquete de control, o a un paquete cuyo destino se encuentra en la misma red que el paquete fuente, éste no se pasa a una cola de salida, sino simplemente se ignora.

Los procesos 8 y 9 funcionan en forma periódica con la prioridad más baja. Este planteamiento orientado a proceso está bien estructurado, pero es muy lento debido a la sobrecarga de conmutación de procesos (cada conmutación de procesos necesita establecer un mapa de memoria nuevo).

Un compromiso bastante razonable sería el mantener el modelo de proceso, pero haciendo que todos los procesos funcionaran dentro de un solo espacio de dirección en el núcleo. Este planteamiento no funcionará en el caso de un sistema operativo de propósito general pero, dado que se puede suponer que todos los procesos de la pasarela (ruteador) tienen un buen comportamiento, la ganancia que se obtendría en velocidad justificaría la pérdida de seguridad.

El algoritmo de distribución de tiempo de la pasarela, también, es crítico. En lugar de utilizar una distribución en secuencia o bien, alguna otra forma de división de tiempo, resultaría quizás más adecuado dejar que cada proceso funcione hasta que acabe. No sólo el procedimiento de dejar que funcione hasta que termine, llega a reducir el número de conmutaciones de procesos, sino que, cuando un proceso termina con el paquete actual no tiene que recordar ninguna información de estado, por lo cual no necesita conservar sus registros ni memoria de almacenamiento.

De hecho, simplemente puede designar a su sucesor, encontrando el proceso que esté funcionando con la prioridad más alta y, saltar a él. Este proceso, entonces, heredará de su predecesor los registros y la memoria de almacenamiento desocupados. Sólo se necesitará una memoria de almacenamiento, no importa el número de procesos que ahí existan.

En algunas máquinas, llega a ser bastante significativa la sobrecarga del procesamiento de interrupciones. Una manera de evitar esto consiste en que la pasarela funcione con las interrupciones deshabilitadas. Cuando termina un proceso, éste revisa (registra o sondea) cada interfase de red para ver si ya terminó alguna

transmisión. Si así fuera el caso, el proceso correspondiente se marca como ejecutable, y el proceso ejecutable con mayor prioridad se ejecuta.

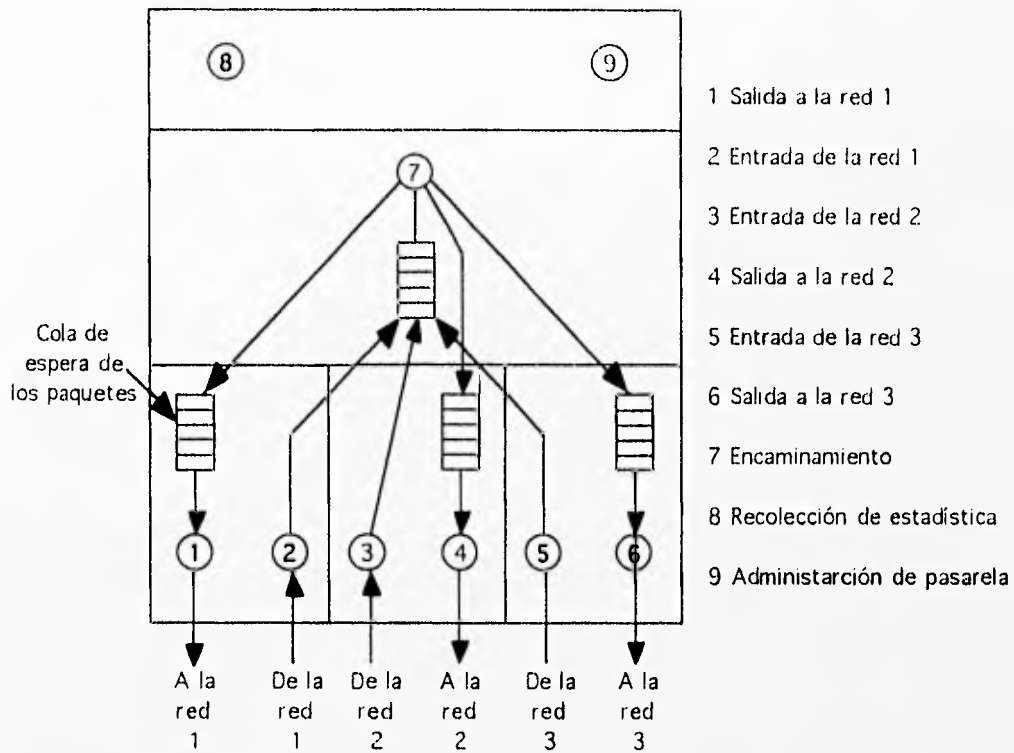


Fig. 5.28. Pasarela como un proceso estructurado en forma bilateral.

La comunicación entre procesos es muy crítica. Realmente, el paso de mensajes entre procesos, mediante copia sería intolerablemente lento. Resultaría más conveniente pasar punteros de memoria. Sin embargo, si un proceso asigna una memoria al paquete y coloca el puntero en la cola de espera de otro proceso, ¿Cómo sabrá el primer proceso cuándo deberá desasignar dicha memoria? Por lo general, no lo sabe, por lo que el proceso receptor deberá reutilizar la memoria, o bien desocuparla en forma explícita.

El manejo de memoria se complica debido a que los paquetes llegan a cambiar su tamaño a medida que se están moviendo alrededor de la pasarela, con cabeceras

que constantemente se están agregando y quitando en diferentes lugares. Este efecto es más pronunciado cuando se necesitan cruzar múltiples capas de protocolo dentro de la pasarela. Una manera de resolver este problema es que el hardware de recepción de paquetes escriba los paquetes en los buffers, no desde el comienzo de ellos, sino a una distancia que sea aproximadamente igual al tamaño de cabecera más grande.

Si las redes 1, 2 y 3 de la figura 5.28, por ejemplo, tienen unas cabeceras de 8, 16 y 24 octetos, respectivamente; entonces, todos los paquetes que se lean de la red 1 deberán empezar en el octeto 16, tal y como se muestra en la figura 5.29a. De esta manera, si el paquete debe transmitirse eventualmente sobre la red 3, con una cabecera de 24 octetos, habrá suficiente espacio en el buffer para la nueva cabecera, como se muestra en la figura 5.29b. Si se requiere potencialmente la fragmentación del paquete, la situación se vuelve mucho más compleja y se necesitará tener una estrategia más sofisticada para el tratamiento de la memoria.

Otro aspecto importante, es el relacionado con la gestión de los temporizadores. Dependiendo de la capa y de la naturaleza de la pasarela, puede ser necesario tener que esperar hasta que un paquete se asienta, es decir, reciba acuse de recibo, antes de que se desocupe su buffer. Dado que la mayor parte de los paquetes no se llegan a perder, el tiempo de la mayoría de los temporizadores, por consiguiente, no llega a terminarse. Por lo tanto, lo que realmente importa es que no lleve demasiado tiempo el establecimiento del temporizador. El tiempo que se necesita para manejar un temporizador que ha vencido viene a ser menos crítico.

Algunos ruteadores deben invertir el orden de los bits en un octeto (por ejemplo, en el caso de la transmisión entre el 802.3 y 802.5). La manera más rápida de invertir los bits es cablear el bit 0 del lado de la entrada con el bit 7 del lado correspondiente a la salida; el bit 1 del lado de la entrada con el bit 6 del lado de salida; y así sucesivamente, de tal modo que se lleve a cabo la inversión durante la transmisión entre el chip de la interfase y la memoria. Si este cableado especial no estuviera disponible, la siguiente alternativa más conveniente sería la de tener una tabla con 256 registros, indexada mediante el valor de octeto. El i -ésimo registro de esta tabla es el patrón de bits de octeto i invertido.

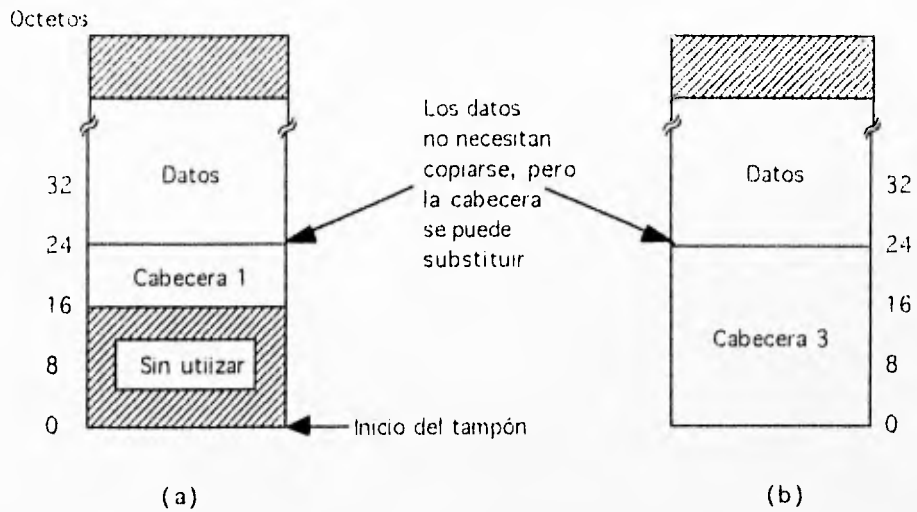


Fig. 5.29. Los paquetes deben leerse a partir de un desplazamiento del comienzo del buffer, para tener espacio suficiente para el peor caso de cabecera que se trata de insertar a los datos.

Para llevar a cabo una inversión en las dos direcciones, se necesitarán dos tablas de 256 octetos. Sin embargo, la inversión de bit es demasiado costosa, aun cuando se tenga una tabla de consulta, porque esto significaría revisar todos los octetos; esto es todavía más crítico que el proceso de copiado, que puede generalmente hacerse con una sola instrucción de MOVER BLOQUE.

Es importante hacer notar que el diseño de la pasarela del ejemplo no es tan diferente al diseño de un IMP común y corriente. En aquel caso, también, los paquetes llegan por varias líneas de entrada, se encaminan y se retransmiten. La diferencia principal consiste en que los IMP no necesitan conversiones de formato o cambios de cabeceras.

CAPITULO 6.
PROTOCOLO FRAME RELAY.

6. PROTOCOLO "FRAME RELAY"

6.1 Introducción.

No es un secreto que el tamaño, complejidad y configuración en el mundo de las redes privadas de comunicaciones están cambiando rápidamente. Las razones son por ahora familiares: crecimiento en el tráfico de datos, una plétora de nuevas aplicaciones tales como Intercambio Electrónico de Datos (EDI), transferencia de archivos, facsímil, diseño asistido por computadora (CAD), fabricación asistida por computadora (CAM) y el aumento de las redes de computadoras personales, han creado la necesidad de transmitir grandes volúmenes de datos a máxima velocidad (high-speed) dentro de patrones impredecibles llamados ráfagas (bursts). Esta variabilidad en el volumen del tráfico y frecuencia pueden hacer del tópico costo-eficiencia un real desafío.

Esto ha significado por supuesto, una mejora significativa en la calidad de las compañías de líneas telefónicas y circuitos conmutados, debido en gran parte a un despliegue muy difundido de enlaces de comunicaciones digitales. Concurrentemente, los equipos de procesamiento de datos y los equipos de comunicaciones de datos tienden también a volverse más sofisticados. Las tarifas están viniendo abajo, aunque en muchos casos el ancho de banda necesita ser más rápido que el decremento en el costo del ancho de banda.

Frame relay es un protocolo de acceso a red diseñado para resolver aplicaciones de ráfagas de datos (como los mencionados en el punto 6.2). Se caracteriza por cuatro características principales que son:

- Muy alta velocidad de transmisión.
- Retardo muy pequeño de la red.
- Alta conectividad.
- Uso eficiente del ancho de banda.

El objetivo de Frame Relay en las redes es su tecnología orientada a paquetes para transmisión de datos. Es decir, está específicamente diseñado para manejar los problemas de ráfagas de tamaño variable y patrones de tráfico impredecibles.

Durante el año de 1991, Frame Relay atrajo la atención de los administradores de sistemas de comunicaciones de datos de todo el mundo. Los diseñadores de redes y los administradores de redes de área local (LAN, Local Area Network) están viendo en Frame Relay una solución a sus problemas de interconexión de LAN's. Rápidamente se han ido incorporando equipos y servicios Frame Relay, pero aún existe una gran confusión sobre que significa esta nueva tecnología para los usuarios de redes; para quiénes dan el servicio y para quiénes están desarrollando los equipos de redes correspondientes.

Frame Relay nace como una extensión de ISDN y X.25, su existencia se debe a la instalación progresiva de computadoras personales (PC's) y estaciones de trabajo en instituciones comerciales, gubernamentales, educativas y de investigación. Por donde quiera que se vea, las PC's están siendo empleadas en un conjunto de tareas cada vez mayores. Las instalaciones de las PC's son seguidas por la instalación de redes LAN, con la finalidad de unir las en redes.

A medida que las LAN's se hacen cada vez más comunes, existe una creciente necesidad de interconectarlas para formar las llamadas "Internets"¹, las cuales se están convirtiendo rápidamente en la mayor fuente de tráfico de datos de redes de área amplia (WAN, Wide Area Network) públicas.

Las interconexiones entre LAN's son voraces en cuanto al ancho de banda (a veces). Las LAN's en ocasiones disponen de enormes anchos de banda durante las transferencias de archivos, pero necesitan escaso ancho de banda en los períodos ociosos entre transferencias.

Esta naturaleza espasmódica no encaja bien con las tecnologías de las WAN's tradicionales, las cuales fueron originalmente diseñadas para manejar un tráfico a índices constantes, como voz digitalizada ó sesiones de comunicación entre una terminal interactiva y un computadora ("mainframe").

Los protocolos LAN como TCP/IP, DECnet, AppleTalk y muchos otros, asumen una serie de premisas relativas al medio de enlace, que tienen validéz en

¹ Internet es una red formada por distintas y diversa redes que se comunican vía aplicaciones, gateways (compuertas de salida), routers (rutadores) y bridges (puentes) Estas redes pueden o no usar la serie de protocolos TCP/IP.

comunicaciones locales pero no en WAN's. Requerimientos tales como la capacidad de transmitir con retardo mínimo, llamado a menudo "estado latente" o la capacidad de acceder a cualquier computadora central ("host") desde cualquier otro (conectividad tipo malla), complican la conexión de LAN's a través de WAN's.

Las soluciones para redes de datos desarrolladas hasta el presente, reflejan desventajas al enfrentarse al tráfico de las LAN's. Los módems de discado o marcación sufren con rigor los límites de su velocidad, pues son lentos y poco confiables durante el establecimiento de la conexión, y están limitados fundamentalmente por el canal de 3.1 KHz de ancho de banda por el cual transmiten. La figura 6.1 muestra un esquema de una comunicación en red por módem vía X.25.



Figura 6.1. Comunicación en red por módem vía X.25

X.25 es el protocolo conmutado por paquetes usado originalmente en la conexión de "mainframes" sobre las WAN's públicas, está limitado por su historia. Diseñado para trabajar con medios de transmisión analógicos propensos a errores, su sistema de corrección y recuperación de errores mediante almacenamiento y reenvío (store and forward), es excesivo para los enlaces digitales y ópticos actuales más inmunes a los errores. La mayoría de las redes X.25 están configuradas típicamente con tamaños de ventana pequeños. El tamaño de la ventana limita la cantidad de datos que pueden estar en tránsito, añadiendo tiempo al estado latente; y complicaciones no necesarias en el software, tales como la división del tráfico entre varios circuitos lógicos de forma de obtener un rendimiento razonable.

Las líneas dedicadas tienen su propio conjunto particular de problemas para manejar el tráfico de las LAN's. Es costoso y complejo lograr conectividad tipo malla: típicamente se requiere de la instalación de un complicado ruteador multiprotocolo,

que necesita muchos ajustes (por parte de expertos costosos) para su funcionamiento adecuado.

También resulta muy difícil reconfigurar las redes de líneas dedicadas para ajustarlas a demandas de ancho de banda rápidamente cambiantes. Con un multiplexador flexible, las redes pueden ser ajustadas en cuestión de horas, pero, de otra forma, el marco temporal de reconfiguración es de semanas o meses. Desafortunadamente, un ajuste eficiente del ancho de banda de la red que permita que al usuario se le cobre sólo por los servicios que necesita, debe realizarse en períodos de milisegundos. Esto es algo que "Frame Relay" consigue hacer.

En vista de estos problemas y de la creciente necesidad de conexiones entre LAN's, los administradores de sistemas de comunicaciones de datos de todas partes están buscando soluciones. "Frame Relay ataca algunos de los problemas más importantes en la interconexión de LAN's, a la vez que ofrece un ahorro en los costos y una complejidad menor. Es por eso que ha atraído tanto interés por parte de la industria en tan poco tiempo.

Por consiguiente este capítulo provee un explicación de las principales funciones de las redes Frame Relay. Empezamos con una descripción de como Frame Relay administra conexiones y datos de usuario. Emisiones (resultados) tales como control de congestión, notificación de congestión, identificación de usuarios mediante la red, por medio de conexiones lógicas llamadas: Identificadores de Conexión de Enlace de Datos DLCI (Data Link Connection Identifiers)².

El capítulo examina también la descripción de los servicios Frame Relay de las especificaciones publicadas en los documentos ANSI T1.606 y CCITT I.233. Además de las recientes publicaciones por el CCITT con relación a la administración de la congestión y la multiplexación ISDN y la adaptación de la velocidad.

Se describe el plano ISDN-U y las capas del plano C además de los criterios de desempeño crítico tal como el índice de ráfaga esperada (Bc) , el índice de ráfaga

² DLCI. Valor Frame Relay (retransmisión de marcos) que, identifican una conexión lógica.

en exceso (Be) y el índice de información esperada (CIR, Committed Information Rate)³.

Recuérdese que algunos de estos servicios no tienen que ver mucho con las implementaciones de los supuestos SVC's (Circuito Virtual Conmutado) ya que el empuje inicial de Frame Relay son los PVC's (Circuito Virtual Permanente). Se describen además los aspectos centrales de una red Frame Relay como las publicadas en las recomendaciones: ANSI T1.618 y CCITT Q.922/anexo "A". Además de una discusión sobre el uso de valores extendidos de DLCI's.

Puesto que la señalización es fundamental en la administración y diseño de redes,, aquí se describen las especificaciones de señalización para redes Frame Relay, las cuales son: ANSI T1.617 y CCITT Q.933, colocando por encima las llamadas virtuales conmutadas (SVC, Switched Virtual Calls) y explicando el procedimiento de señalización usuario-red para soportar llamadas Frame Relay. Este procedimiento incluye a los canales B y D en operaciones de conexión en modo de trama. También se describen las operaciones para tramas tratantes locales y tramas tratantes remotas basadas en los procedimientos de ISDN Q.931.

Continuando, se hace mención a la Interfase Red-a-Red (NNI, Network-to-Network Interface), la cual fue desarrollada por el foro Frame Relay publicada en la recomendación ANSI T1S1.2, nosotros veremos las operaciones principales de la NNI, tal como adición o supresión de PVC's entre redes, así como la administración de los DLCI's entre redes. También se incluye información publicada por el foro relacionada al diagnóstico y localización de averías en el evento de fallas de los PVC's entre redes Frame Relay.

6.2 Historia de "Frame Relay".

Nosotros hemos aludido el tremendo crecimiento en el uso de computadoras personales Como resultado, ha sido un movimiento que permite desde la jerarquía de un servidor-terminal que una persona en una compañía desde su computadora

³ Se pueden encontrar también las siguientes traducciones para el "CIR". "Índice de Información Esperada" o como lo traduce la compañía Hewlert Packard "Tasa de Información Compromiso".

descubra la cantidad de datos que pueden intercambiar las terminales entre sí, así como las facilidades de bases de datos. En la actualidad, los servidores mainframes tienen que volverse ahora servidores de bases de datos, accesibles no sólo por terminales tontas, sino también desde PC's y estaciones de trabajo.

Las redes de área local interconectan esas PC's en un escritorio. Pero interconectar LAN's en diferentes sitios frecuentemente requiere el uso de servicios de área extendida, y es ante esto donde nuevos desafíos emergen. Primero, los usuarios esperan interconectar LAN's vía servicios de área extendida, pero queriendo mantener el mismo nivel de funcionamiento e interés, como los que disfrutaban en su ambiente puramente LAN. Segundo, el ancho de banda de WAN es más costoso que el ancho de banda de LAN. Los circuitos de WAN son típicamente más largos y estrechos (delgados) es por ello que transportan menos tráfico que los canales LAN con grandes retardos, limitando de esta forma su rendimiento (capacidad). De esta manera, el desafío real es optimizar los servicios de área extendida como un recurso incorporado a la red. Complicando ese desafío con otra tendencia sería: el cambio de perfil de tráfico de datos. Una variedad de aplicaciones que emergen van desde, transferencia de archivos a distancia hasta aplicaciones de gráficos e imágenes, por ejemplo, ahora los doctores usan la aplicación de imagen para transferir placas de rayos X, agencias de seguros usan esto para transmitir demandas. Cada una de esas aplicaciones hace posible que en exactitud y tiempo se intercambie información crítica que beneficiará a algún paciente. Frame Relay es una interfaz de red diseñada para ayudar a resolver estas necesidades. En efecto nosotros decimos, Frame Relay es un protocolo de acceso a red para aplicaciones de ráfagas de datos.

Para empezar haremos énfasis en que Frame Relay es un protocolo. Sólo para recapitular, un protocolo en comunicaciones de datos es un conjunto de acuerdos, formatos y procedimientos que gobiernan la transferencia de información entre dispositivos. Estas son las reglas para el encaminamiento que hacen que las comunicaciones de datos trabajen y aseguren que el dato enviado es idéntico al dato recibido.

Por ser un protocolo, Frame Relay provee dos facilidades, el establecimiento de conexiones (llamadas) y la transferencia de datos a través de estas conexiones. El establecimiento de llamada ocurre en el nivel de red, pero cuando la conexión esta

establecida, la parte principal del trabajo empieza, es decir, la transferencia de datos. Es en esta fase donde los protocolos identifican sus diferencias. Comparando de manera sencilla X.25 con Frame Relay, ambos son protocolos de transferencia de datos, ellos no trabajan con voz o video en tiempo real. En realidad, Frame Relay se desarrollo fuera de X.25, ahí se encuentra la diferencia entre ambos. Además X.25 utiliza para su funcionamiento los primeros tres niveles del modelo OSI, por su parte Frame Relay utiliza los dos primeros niveles del mismo modelo, o más precisamente la física y parte de la capa de enlace. Esto significa que X.25 funciona con corrección de errores y funciones de retransmisión, mientras que Frame Relay sólo trabaja con detección de error, pero no con corrección de error. Esta tarea se deja para protocolos de alto nivel usados por dispositivos inteligentes en cada terminal de la red, la cual provee terminal-a-terminal una integridad de datos. Un ejemplo clásico es el Sistema de Arquitectura de Red de IBM.

Dado que Frame Relay confía en protocolos de terminal-a-terminal para la función de retransmisión y recuperación de error, hay menos procesamiento requerido en los nodos y consecuentemente menos retardo en el trayecto de la red. Todas las tramas buenas son procesadas de manera muy rápida. Las tramas que tiene error simplemente se dejan escapar ya que son retransmitidas por los sistemas finales. Esta capacidad permite a los nodos de Frame Relay pasar más rápidamente el tráfico de datos, permitiendo con esto, un volumen mayor de tráfico de datos y una velocidad más alta de canal para ser explotada sin necesidad de incrementar el costo y tamaño de equipo.

Por consiguiente Frame Relay, solamente se preocupa de lo que suceda en la interfaz de la red. Es decir, es un protocolo de acceso que especifica un conjunto de procedimientos que gobiernan el movimiento de datos dentro y fuera de la WAN. Como X.25, Frame Relay es un protocolo de acceso a la red orientado a paquetes. Las tecnologías orientadas a paquetes juegan un papel importante en las redes de datos actuales. Un multiplexaje por división de tiempo "TDM"⁴ (Time Division Multiplexer) divide el ancho de banda dentro de ranuras de tiempo fijas, colocando en una ranura de tiempo a cada uno de los canales de entrada dentro de un multiplexor. De esta manera, si un canal necesita 64 Kbps de ancho de banda, esta

⁴ Este tipo de multiplexaje se describe en el capítulo 1.

cantidad de ancho de banda es colocada y permanece fija siempre y cuando no exista actividad en el canal (por un tercer usuario).

Ningún otro canal ajeno puede hacer uso del ancho de banda no utilizado. Esto significa que una larga porción de ancho de banda frecuentemente permanece inútil. Esto con lleva a que si el tráfico de datos requiere ser variado, no hay manera de colocar más ancho de banda para canales individuales y mejorar el tiempo de respuesta. Los protocolos orientados a paquetes por otra parte, proveen un medio para colocar ancho de banda inteligente para flujo de tráfico individual dentro de necesidades básicas en lugar de colocar canales únicos. Sin la restricción de ajustar permanentemente dentro de un determinado ancho de banda, al grupo de protocolos de datos dentro de paquetes discretos o tramas junto con información de usuario. Esto permite al tráfico proveniente de varias fuentes ser multiplexado directamente a una sola interfaz dentro de la red. Los paquetes pueden ser enviados a través de la red tan pronto como exista ancho de banda disponible. Cuando no existe tráfico sobre un canal en particular, debido a que los paquetes no son enviados, el ancho de banda es libre para uso de otros canales.

De ahí que la conmutación de paquetes resulta luego en una ganancia estática: la conmutación de circuitos puede perder ancho de banda, pero, la conmutación de paquetes conserva su ancho de banda por datos intersalidos desde múltiples fuentes y empaquetandolos estos dentro del circuito donde quiera que halla un nodo PAD. La diferencia puede ser ilustrada por el contraste entre un circuito conmutado T1/E1 y un paquete rápido T1/E1 de red, como se muestra en la figura 6.2 La red rápida de paquetes es idealmente utilizada para tráfico que varía en anchura, en volumen y frecuencia. La más importante necesidad para usar Frame Relay es por que soporta transmisiones de imágenes y la interconexión de redes LAN. La velocidad fue también citada como una importante consideración para cambiar a Frame Relay. Frame Relay depende de retardos pequeños lo que representa un alto rendimiento. En beneficio, algunos de los transportes (que la red provee) reducen costos, esto se toma como uno de los factores importantes para elegir Frame Relay.

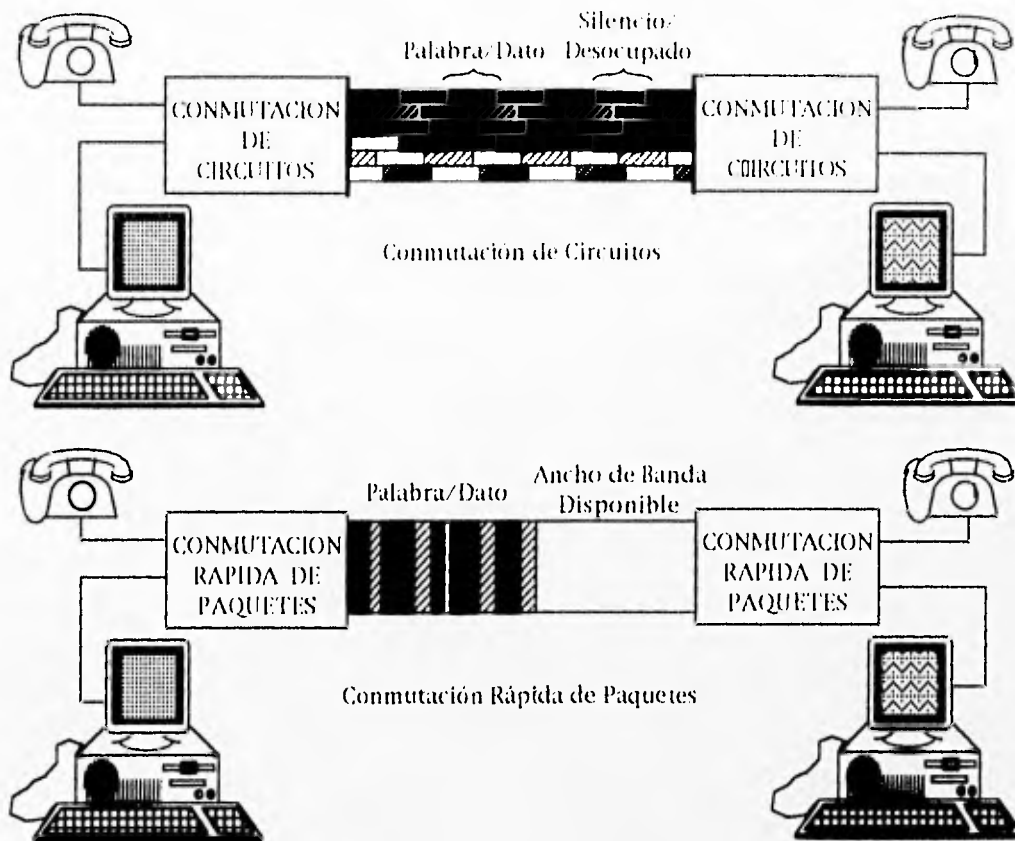


Figura 6.2. Diferencias entre redes de circuito-conmutado E1/T1 y de paquete-rápido T1/E1.

6.2.1 Comparación entre redes de área local y redes de área extendida.

Ha sido relativamente fácil definir las redes de área extendida (WAN) y las redes de área local (LAN) y señalar sus diferencias aparentemente. Aunque actualmente no es tan fácil porque los términos área extendida y área local no tienen el significado que tuvieron. Por ejemplo, una red de área local en los años de 1980 fue entendida dentro de un edificio o un campus donde los componentes estuvieran no más lejos de unos cuantos metros entre ellos. Hoy mismo, las redes LAN pueden extenderse a dos o tres kilómetros.

No obstante, las redes LAN's dominantes, tales como, Ethernet, Token Ring e Interface de Datos Distribuidos por Fibra (FDDI), han sido diseñadas con limitaciones de distancia. Los temporizadores y otras operaciones efectivamente colocan una restricción sobre cuan lejos una LAN puede extenderse. Por otra parte, ciertas características son únicas para cada una de estas redes. Una WAN se suministra usualmente bajo tres premisas. Por ejemplo, muchas WAN's son terminales de redes públicas porque la compañía de teléfonos o redes públicas de datos poseen y administran sus recursos, así como las ventas de sus servicios a usuarios. En contraste una LAN es propiamente privada. Los cables y componentes son comprados y administrados por una empresa.

Las redes LAN y WAN pueden también diferenciarse por su capacidad de transmisión en baudios (bit/s). La mayoría de las redes WAN generalmente trabajan en el rango de Kbits/s, mientras las redes LAN en el rango de Mbits/s. Otra característica principal que distingue a estas redes es el índice de error (porcentaje de error). Las redes WAN son generalmente más propensas a errores que las redes LAN, esto debido a lo extendido del área geográfica. En contraste, una LAN operará en un medio ambiente relativamente benigno, porque los componentes de comunicaciones de datos están alojados en edificios donde, humedad, calor y rangos de electricidad pueden ser controlados.

6.2.2 El "embotellamiento" de WAN.

En los últimos años las redes LAN y WAN han sido interconectadas con puentes, ruteadores, compuertas y redes conmutadas de paquetes. Estas unidades de interconexión de redes son conectadas dentro de LAN's y WAN's de forma directa por canales individuales de comunicación arrendados (rentados). El uso de estas líneas para conectar unidades de interconexión de redes con redes LAN y WAN es un proceso muy costoso, y problemas de fiabilidad pueden ocurrir porque líneas individuales arrendadas punto a punto no tienen capacidad de reserva. En suma, el proceso extenso de tráfico (edición, error de chequeo) tienden a crear un inaceptable retardo de tiempo para ciertas aplicaciones. Un mejor aprovechamiento consiste en desarrollar una LAN/WAN portadora de red, que provea una eficiente tecnología conmutada para propósitos de respaldo que sea tan buena como los circuitos de alta

velocidad (high-speed). En realidad, una WAN debería ser considerada como una extensión de una LAN.

La conmutación de paquetes ha sido empleada por un número de años para proveer a los usuarios de características de conmutación rápida y facilidades de transmisión de alta capacidad. La tecnología es llamada de este modo porque un "circuito continuo" es proporcionado entre dos dispositivos de usuario. Este circuito es virtual en el sentido de que este es compartido por usuarios múltiples por una división del ancho de banda dentro de tiempos de ranura (time slots). Cada dispositivo de usuario se provee con reservaciones de tiempo de ranura dependiendo de las prioridades, velocidades y otros factores. Esta técnica es llamada Multiplexaje por División de Tiempo (TDM). TDM es rápida porque no hace mucho. No hace chequeo de error, es decir, los datos son transparentes a esta, ya que sólo provee las ranuras para los datos.

TDM y los circuitos conmutados trabajan suficientemente bien para aplicaciones que necesiten ranuras continuas sobre el canal, tales como voz y video. Mientras que para transmisiones de ráfagas ("bursty" transmissions), las ranuras no son usadas eficientemente porque las ranuras son preasignadas sobre bases fijas para cada aplicación de usuario. Por lo tanto, la tecnología de circuitos conmutados no es buena en conjunto para muchas aplicaciones de comunicaciones de datos que exhiben características de transmisiones de datos continuos (bursty-transmission). Una solución para este problema es permitir usuarios múltiples para compartir una red y líneas de comunicación sobre sus necesidades bases. La tecnología del multiplexaje por división de tiempo estático (STDm) ha sido empleada para este servicio los últimos 15 años. Esto provee una dinámica propuesta al compartimiento de ancho de banda.

La arquitectura de la muy usada recomendación X.25 utiliza esta propuesta. Cada usuario es identificado por un número de canal lógico (LCN) y éste proporciona un circuito virtual directamente de la red a el otro usuario de comunicación (cuando es asignado un LCN para propósitos de identificación). La administración de los recursos esta basada sobre la demanda de usuarios y la disponibilidad de ancho de banda. El atractivo principal de X.25 es que permite arriba de 4096 usuarios para compartir un circuito individual a la red. Esta colocación de usuarios esta basada sobre la técnica de STDm. X.25 fue diseñado en la década de los 70's en que las

velocidades de transmisión eran limitadas y las comunicaciones en líneas de red fueron propensas a errores. Consecuentemente, X.25 proporciona un soporte extenso para detección de errores y control de flujo dentro y fuera de una red basada en X.25. Un compromiso entre circuitos conmutados (con su capacidad de multiplexaje por división de tiempo) y X.25 (con su capacidad de multiplexaje estático) debería ser combinar las mejores características de los dos. Por supuesto, es también deseable eliminar algunos aspectos negativos de ambas técnicas. Este compromiso debería dar pie a una tecnología capaz de combinar los aspectos de compartición de canal de X.25 derivado del multiplexaje estático y la capacidad de alta velocidad del multiplexaje por división de tiempo y circuitos conmutados. Algunos significados deberían ser disponibles para identificar a los usuarios de la red.

Una característica útil de X.25 es que usa números de canales lógicos (LCN's). Cada usuario es asignado a un LCN cuando hay un obstáculo dentro de la red. En X.25 es conocido como: llamada virtual conmutada (SVC, Switched virtual call). Alternadamente, los usuarios pueden ser asignados a un LCN antes de que ellos usen la red, el cual es llamado circuito virtual permanente (PVC, permanent virtual circuit). La tabla 6.1 hace un resumen de las características de X.25, TDM y Frame Relay. X.25 es atractivo por sus puertos compartidos, líneas compartidas y capacidades de STDM.

	Ranuras fijas	STDM	División Puerto/Línea	Retraso	Rendimiento
X.25	N	S	S	A	B
TDM	S	N	N	MB	A
Frame Relay	N	S	S	B	A
N: No S: Si B: Baja MB: Muy Baja A: Alta					

Tabla 6.1 Resumen de facilidades de X.25, TDM y Frame Relay.

Porque sus slots variables se conjuntan bien para medio ambientes de ráfagas de datos (bursty environments). Esto es bueno también para sistemas tales como LAN, donde usualmente se usan largas unidades de datos, y WAN, donde usualmente usan unidades pequeñas de datos. Mientras, X.25 relativamente sufre de un bajo rendimiento y un relativamente alto retraso debido a su suministro de control de error, administración de tráfico como resultado de los procesos de capa 3.

TDM y su uso de circuitos conmutados son atractivos porque exhiben alto rendimiento y muy bajo retardo. Estos factores de realización son consecuencia de que TDM use ranuras fijas.

Frame Relay exhibe un bajo retardo y alto rendimiento porque muchas de sus características encontradas típicamente en redes de conexión virtual no son realizadas. Esto es atractivo para medios ambientes de ráfaga porque permite la compartición de la línea en un modo dinámico, además utiliza STDM para soportar unidades de datos variables.

6.3 Genesis de Frame Relay.

Frame Relay ha sido desarrollada en los últimos años, tres estándares definen su camino. CCITT I.122 provee la trama inicial de trabajo con la publicación de los servicios soportados en modo de trama de ISDN para servicios adicionales de paquete. Algunos de los trabajos realizados sobre CCITT Q.921 es el procedimiento de acceso de enlace para el canal D (Link Access Procedure for the D channel) demostró la utilidad de multiplexaje de circuito virtual para protocolos de enlace de red (capa de enlace del modelo OSI). Aunque generalmente no es reconocido, el CCITT V.120 también provee una valiosa base, porque resulta en una especificación definiendo operaciones de multiplexaje a través de la interfaz de ISDN S/T, el multiplexaje es un aspecto fundamental de Frame Relay.

Pero ¿Qué es "Frame Relay"? La respuesta a esta pregunta debería ser simple, pero no lo es. Frame Relay (Relevo de Tramas) es una interfaz de redes. Es aproximadamente análoga a una versión reducida de X.25, con una interfaz conmutada de paquetes de velocidad variable entre 56 Kb/s y 45 Mb/s. Como X.25, Frame Relay multiplexa estadísticamente paquetes o tramas hacia destinos

diferentes con una sola interfaz. Esta orientada a la conexión, lo que significa que, para proceder, un circuito virtual debe estar configurado para comunicarse. Esto se hace típicamente mediante un enlace de señalización en banda (aunque la señalización fuera de banda a través de, por ejemplo, un canal D de ISDN, está incluida en los estándares).

Parte de la confusión que rodea a Frame Relay se debe a un mercadeo agresivo, ya que varias compañías están empleando el término Frame Relay para describir cualquier cosa, desde productos específicos hasta arquitecturas de red. Frame Relay se ha convertido en sinónimo de redes de bajo estado latente sin arquitecturas de almacenamiento y reenvío, llamadas a menudo redes rápidas por paquetes. Pero decir que Frame Relay es lo mismo que una arquitectura de red rápida por paquetes es inexacto, no existe nada en los estándares que diga que una red Frame Relay debe ser un red rápida por paquetes. Frame Relay podría ser una interfaz usada sobre una red X.25 antigua, o como lo propone Alcatel, podría ser una interfaz utilizada por una red rápida SMDS⁵ por paquetes.

A parte de todas las cosas que Frame Relay no es, existen algunas implicaciones debidas al diseño de la interfaz. La interfaz no intenta corregir errores: no existen vías para la retransmisión de datos, lo cual implica que Frame Relay no ejecuta una retransmisión de mensajes contaminados. Los protocolos de LAN (para los que Frame Relay esta diseñado), tienen ya incluidas rutinas de corrección y retransmisión, por lo que realizar de nuevo ese trabajo en las capas de red es ineficiente y redundante. Aunque es inevitable que las interfases Frame Relay sean eventualmente colocadas en arquitecturas de red que dispongan de reconocimiento de mensajes y entrega confiable, el hacer esto anularía una de las ventajas claras de Frame Relay. La ausencia de mecanismos de corrección de errores de transmisión es un beneficio que conduce a un mejor desempeño de la red. Otra implicación de Frame Relay es el holgado soporte industrial que ha acumulado en poco tiempo, debido a que existirá un buen grado de compatibilidad entre redes públicas y privadas. Las arquitecturas de redes híbridas públicas/privadas darán a los administradores de redes más herramientas para afrontar efectivamente los retos de ingeniería que se presenten.

⁵ SMDS (Servicio de Datos Conmutados Multimegabit, ver glosario de términos).

Frame Relay provino originalmente de trabajos en ISDN, se penso que se emplearia en canales portadores de 64 Kb/s con señalización en el canal D del sistema de ISDN. Algunos de los conceptos de Frame Relay fueron tomados de cuatro fabricantes primigenios: Cisco Systems, Northern Telecom, DEC y Stratacom, quienes presentaron una variante reducida que ha sido bautizada como LMI (Local Management Interface, Interfaz de Administración Local).

Mientras que los estándares originales ANSI para Frame Relay, T1.617 y T1.618, manejaban solo redes SVC, la versión reducida LMI proponía una alternativa PVC mucho más simple. La interfaz LMI ganó popularidad industrial rápidamente, engendrando su propio cuerpo de pseudoestándares industriales a través del foro de Frame Relay. Esta popularidad garantizó su incorporación a los estándares. Luego de cambios menores, LMI fué adoptada como el anexo D de T1.617 y su correspondiente Q.933⁶ del CCITT.

Todas las redes "Frame Relay" disponibles ahora se basan en PVC, pero a medida que las redes vayan creciendo, estas conexiones permanentes deberán cambiarse a una operación más dinámica tipo SVC. El desarrollo de la tecnología SVC se encuentra ya avanzado por parte de muchos fabricantes de equipo.

6.3.1 Redes PVC.

En una red PVC los circuitos son configurados por operadores, siendo aquellos prácticamente permanentes. La información de señalización que debe ser distribuida consiste en una actualización del estado de los circuitos desde la red hacia los nodos terminales.

De esta forma, la red puede notificar a los usuarios de la incorporación de nuevos circuitos o de la eliminación de los antiguos. La información de estado "status" es distribuida a través de un procedimiento que se denomina "heartbeat polling". En la figura 6.3 se muestra un esquema de señalización PVC, en la figura 6.4 se muestra el heartbeat poll. Es responsabilidad de los nodos terminales el pedir periódicamente a la red la información de estado (típicamente cada 30 segundos).

⁶ Especificación de señalización ISDN para servicios de portadora en modo de trama.

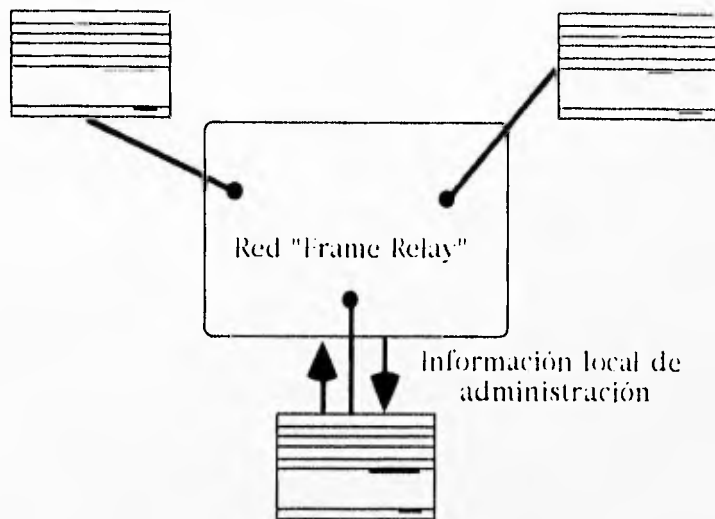


Figura 6.3 Señalización PVC.

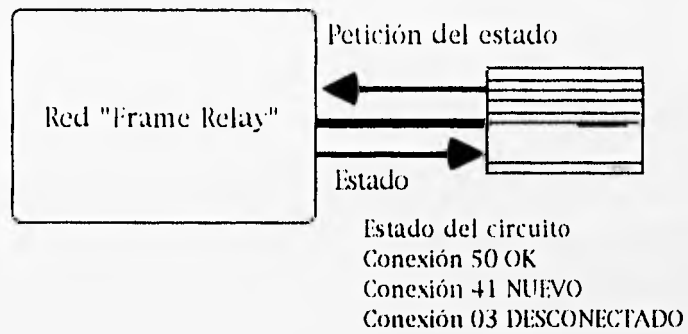


Figura 6.4 "Heartbeat Poll" de dispositivos PVC.

6.3.2 Lo que Frame Relay puede y no puede hacer.

Frame Relay por si mismo, no puede hacer nada para incrementar la capacidad de las redes y de los canales de comunicación en las redes. Frame Relay simplemente toma ventaja de la disponibilidad de la capacidad más baja y más alta de la facilidad

de transmisión. Por ejemplo, en lugar de encajar dentro de la arquitectura de Frame Relay una restricción sobre el uso de ancho de banda (rendimiento), las implementaciones de Frame Relay proveen un algoritmo para obtener el rendimiento requerido y con ello soportar una aplicación.

6.3.2.1 Demanda sobre ancho de banda.

Este concepto es llamado ancho de banda sobre demanda⁷. En teoría, esto permite a una red de usuarios de Frame Relay obtener una asignación de capacidad de ancho de banda. Por ejemplo, un usuario podría requerir un asignación de ancho de banda de 64 o 128 Kbits/s para alguna aplicación en específico. Además, el concepto de demanda de ancho de banda en Frame Relay permite por medio de este acuerdo ser excedido bajo situaciones seguras, y la red de Frame Relay intentara todavía soportar el servicio. Más aún, las redes de las que emerge Frame Relay no son suficientemente flexibles a una verdadera dinámica de demanda de ancho de banda. En es por ello que, otras tecnologías tales como X.25 tienen una serie de reglas muy estrictas de cuanto rendimiento pueden obtener.

6.3.2.2 Dependencia sobre el usuario.

Frame Relay por sí mismo no puede hacer a una computadora más inteligente. La razón es como ya se mencionó, que Frame Relay esta basado sobre la suposición de que las máquinas usuario-terminal son mucho más inteligentes de como lo fueron en el pasado. Ciertamente esta es una suposición válida. Por consiguiente, Frame Relay depende de la máquina terminal-usuario para proveer servicios tales como: control de flujo (para prevenir congestión en la red) y el conocimiento de tráfico cursado entre terminal-terminal. En el pasado, esos dos servicios han sido la responsabilidad de la red y (con algunas excepciones) no de la terminal-terminal usuario.

⁷ El término ancho de banda sobre demanda es utilizado para describir cuanta capacidad es dada a un usuario por la red. Esta capacidad es usualmente indicada dentro del número de bits por segundo que pueden ser transmitidos, el número promedio de bits que pueden ser transmitidos sobre un período de tiempo ó alguna medida del rendimiento. Un usuario no negocia el ancho de banda. El ancho de banda se preestablece a través de la instalación de un medio en particular y de los dispositivos receptores y emisores.

6.3.2.3 Frame Relay y tráfico de voz.

Un número de empresas han presentado planes para la transmisión de tráfico de voz sobre redes de Frame Relay. El intento inicial de las redes de Frame Relay es para soportar solamente tráfico de datos. Esta diseñado para ser intolerante de aplicaciones de tasación de bits continuos que son asociados con comunicaciones de voz.

Un número de documentos de investigación han sido publicados los cuales se encuentran con la idea de que la voz puede ser soportada por las redes de Frame Relay. Esta suposición es verdaderamente cierta, si uno reconoce que la premisa básica de Frame Relay podría ser cambiada. Comunicaciones de voz sobre Frame Relay son posibles solo si los métodos son concebidos para soportar pérdidas de tramas y adaptar técnicas vis-a-vis al tipo de tráfico. Sin embargo, los productos son viables para integrar voz y datos sobre redes de Frame Relay.

6.3.2.4 Frame Relay como una tecnología evolutiva.

En consideración a los problemas anteriormente mencionados, deberá hacerse incapié en que Frame Relay esta basado sobre la idea de que las redes desarrollen sus operaciones lo más rápido posible, pero con pocas características. Deberá hacerse énfasis también que Frame Relay no es un gigantesco salto, pero si un pequeño paso. Como protocolo, Frame Relay proporciona facilidades para establecimientos de conexiones de llamadas y para transferencia de datos a través de estas conexiones, el establecimiento de llamadas ocurre en la capa de red (tercer nivel de la capa OSI), es en esta fase donde los protocolos establecen sus diferencias. Frame Relay es una tecnología en evolución. Sus operaciones descansan sobre muchos de los ya existentes softwares y hardwares que se encuentran en nuestros sistemas. En esencia, éste elimina muchas operaciones que son soportadas por la red y dispone de sus operaciones para que sean llevadas a cabo por la estación terminal-usuario. Frame Relay no exige fundamentalmente volver a utilizar dispositivos terminal-usuario, porque muchos de esos dispositivos tienen protocolos de terminal a terminal que forman parte del la arquitectura de protocolo estándar que tiene la máquina

6.3.2.5 ¿Una tecnología de terminal-sin conexión?

Por todo lo anterior, deberá enfatizarse que mucha gente ve a Frame Relay como una tecnología "terminal-desconectado", porque no está basado sobre el relevo de tramas y no propone ninguna tecnología de conmutación nueva para el relevo a máxima-velocidad. Adicionalmente éste sólo soporta tráfico de datos.

6.3.3 Razones para el uso de Frame Relay.

El grupo Yankee (Boston, MA) condujo una inspección de los sistemas de administración de información (MIS) administrados para comprobar sus razones por las cuales desean esperar los servicios de Frame Relay (ver tabla 6.2)

Razones para el uso de Frame Relay	
Image networking	31%
Interconexión con LAN's	31%
Máxima velocidad	29%
Costo	24%
Fácil uso/reliability	16%
Proceso de transacción de distribución	16%
Videoconferencias	5%
FUENTE: YANKEE GROUP, BOSTON, MA.	

TABLA 6.2

La vasta mayoría espera Frame Relay para soportar aplicaciones y/o redes que necesitan una alta capacidad de índice de transmisión de bits.

Las organizaciones que elaboran los estándares de Frame Relay son CCITT y ANSI; los estándares ANSI se publicarán como las recomendaciones T1.606, T1.618 y T1.617. Las especificaciones del CCITT se publicarán como las recomendaciones I.233, Q.922 (Anexo A) y Q.933 (entre otras).

6.3.4 Frame Relay vs. líneas arrendadas.

Un problema actual de los administradores de datos es el de escoger entre líneas privadas dedicadas o redes conmutadas públicas o privadas. El costo de estos dos servicios varía ampliamente dependiendo del tipo de líneas y servicios adquiridos. Sin embargo, muchas empresas han optado por circuitos dedicados por su alto rendimiento y bajo retardo. En suma, el administrador de red tiene control directo sobre el recurso.

6.3.4.1 Los sistemas T1 y E1.

El sistema T1 ha sido uno de los sistemas más utilizados para la transmisión de voz y datos. La portadora E1 ha disfrutado de un éxito similar en Europa. Originalmente concebidos como tecnologías de transmisión de voz en los años 60's, T1 y E1 han evolucionado volviéndose mejores en costo eficiencia, debido a su flexibilidad para la transmisión de voz y datos.

T1 está basada sobre TDM, es decir, 24 usuarios dentro de un circuito físico. En los comienzos de los sistemas T1, se sabía que un cable de cobre era capaz de proporcionar frecuencias en el rango de 100 KHz. Consecuentemente, el sistema telefónico de multiplexaje por división de frecuencia (FDM), multiplexaba 24 usuarios dentro de un cable de cobre. Cada usuario fue asignado a una banda de frecuencia de 4 KHz diferente. El total de 24 canales de voz totalizan 96 KHz, los cuales estaban al alcance de la capacidad de cables de par trenzados.

Con el avance de la conversión analógico-digital y la implementación de costo-eficiencia de técnicas PCM, AT&T y los sistemas Bell empezaron a implementar sistemas de voz digital en los inicios de los 60's. Estos sistemas con las portadoras T1 fueron inicialmente construidos para conectar entre sí oficinas de centrales telefónicas.

T1 está diseñado con un índice (porcentaje) de alrededor de 1'544,000 baudios (bits/s), lo cual en los 60's fue el índice más alto que podían soportar los cables de par trenzado para una distancia aproximada de una milla. Interesantemente, la distancia de una milla (actualmente alrededor de 6,000 pies) representa el

espaciamiento entre registros en ciudades largas. De esta manera, fueron espaciados para permitir el trabajo de mantenimiento tal como empalme de cables y la colocación de amplificadores. Este arreglo físico tiene un significado conveniente si se reemplaza amplificadores analógicos con regeneradores digitales. El término T1 actualmente sabemos que fué concebido por compañías telefónicas para describir un tipo específico de equipo. Hoy, es utilizado para describir un sistema de transporte general, una tasa de datos y varias convenciones de tramas. Como los bancos de canal T1 (T1 designación de multiplexores) se incrementan en facilidad y disminución en costo, las compañías telefónicas reconocieron que los clientes con requerimientos de alta capacidad pueden ser soportadas sólo con 2 cables trenzados en lugar de líneas múltiples. Esta aproximación resulto en la llegada de pocos cables físicos a un alto volumen de usuario. Esta fue una consideración muy importante en áreas geográficas donde el subscriptor establecía un enlace del sitio de un cliente a una oficina T1 que estuvieran a una gran distancia una de otra. La conversión analógica-digital de T1, originalmente ideada para ser usada entre oficinas centrales, han ampliado su utilización y ahora se puede ver en las cabinas telefónicas de nuestros vecindarios.

Los portadores T1 son también descritos por una señalización digital designada (DS). El sistema inicial de oficina central T1 utilizó el canal D1 (una multiplexación terminal) y también una tasa muestreada de 7 bits. En 1969, la nueva oficina de bancos de canal fué liberada. Esta utilizaba una muestra de 8 bits, la cual permitía 255 valores de muestra. Esto establece el esquema ya familiar de 64 Kbits/s de tasa de voz digitalizada (VDR, Voice Digitalization Rate). Este cambio provoco que los bancos de canales D1 pasaran a ser obsoletos. Los primeros sistemas D1 y D2 transmitieron imágenes digitalizadas de voz en una manera pseudoaleatoria (pseudorandom). Los bancos de canales D3 y D4 asignan a cada usuario una ranura específica en una trama específica.

El concepto inicial de T1 ha sido aumentado, y los vendedores de T1 han continuado incrementando la tasa de datos y las técnicas de multiplexaje por división de tiempo. Hoy mismo, muchos de los sistemas T1 se han (movido) transformado desde el cable y microondas a sistemas basados en fibra óptica. T1 ha sido exitoso sobre el precio ofrecido por las portadoras, y los usuarios frecuentemente buscan estas ventajas para hacer enlaces T1 en lugar de servicios de líneas privadas múltiples. Los sistemas T1 proveen la capacidad de hacer algunos diagnósticos.

Tal vez una de sus grandes ventajas son sus alternativas de configuración. Por ejemplo, el sistema T1 de 1.544 Mbits/s puede ser configurado para transportar voz, datos o video y su respectivo enlace T1 puede ser reconfigurado basado en las diferentes necesidades de transmisión durante períodos (ocupados) de empleo. De cualquier manera, debido a la naturaleza de la evolución de su tecnología, muchos de sus equipos y software son propietarios y su propia estructura hace difícil el tráfico conmutado. Además, el multiplexaje por división de tiempo en T1/E1 no proporciona señalización de punto final de usuario-usuario. Por consiguiente, un usuario necesita conexiones entre múltiples puntos terminales (desde el usuario con transportadoras de cambio local "LEC" hasta el intercambio por portadoras "ICX"). Como hemos descrito en este texto, Frame Relay requiere solo una línea de acceso al equipo de cliente local (CPE, Customer Premise Equipment) de punto final. El tipo más común de servicio T1/E1 son las líneas arrendadas, de configuración punto a punto, como se muestra en la figura 6.5.

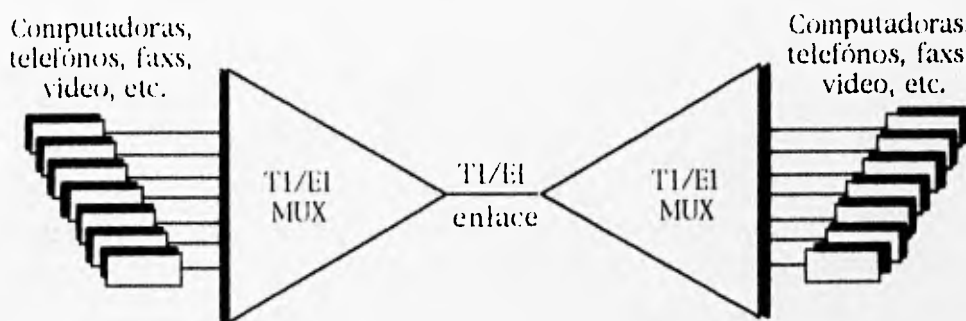


Figura 6.5 Configuraciones T1/E1.

Los multiplexores son colocados en los sitios de los clientes o en oficinas de teléfonos y después son utilizadas para agregar tráfico de usuarios (voz, datos, video, fax, etc.) dentro de una transmisión digital. Algunas opciones de configuración son viables, entre líneas punto a punto, como ejemplos, estrella, multipunto, anillo y malla que pueden ser construidas con disminución e inserción de multiplexores y dispositivos de conexión cruzada digital.

6.3.4.2 Jerarquías de multiplexaje norteamericanas y CEPT.

Los esquemas de multiplexaje han sido desarrollados para permitir a un E1/T1 ser agregados dentro de un manejo de capacidades altas. En norteamérica, el esquema T1 es designado como niveles de señalización digital (DS). Estrictamente hablando, T1 se refiere a los cables físicos y regeneradores, y DS se refiere a las tramas y procedimientos de multiplexaje. En europa es empleado el Comité Europeo Postal y Telefónico (CEPT) y su sistema se llama E1. En la tabla 6.3 ilustra esos esquemas y agrega la tasa de datos para DS0-DS4 y E0-E4.

Señal	Portadora	Número de T1s	Canales de voz	Bits/s
Jerarquía Norte Americana				
DS0			1	64 kbits/s
DS1	T-1	1	24	1.544 Mbits/s
DS1C	T-1C	2	48	3.152 Mbits/s
DS2	T-2	4	96	6.312 Mbits/s
DS3	T-3	28	672	44.736 Mbits/s
DS4	T-4	168	4032	274.176 Mbits/s
Jerarquía CEPT				
0			1	64 kbits/s
1	E-1	1	30	2.048 Mbits/s
2	E-2	4	120	8.448 Mbits/s
3	E-3	16	480	34.368 Mbits/s
4	E-4	64	1920	139.264 Mbits/s

Tabla 6.3 Jerarquías de multiplexaje.

6.3.4.3 Líneas arrendadas y facilidades conmutadas (de conmutación).

No obstante el éxito de T1 [y su contraparte europea E1 (2.048 Mbits)] muchas empresas favorecen el uso de redes en lugar de líneas arrendadas por la capacidad que tienen para dividir el ancho de banda de las líneas a través de facilidades de

conmutación. La figura 6.6 ilustra la razón del uso de redes conmutadas sobre líneas arrendadas.

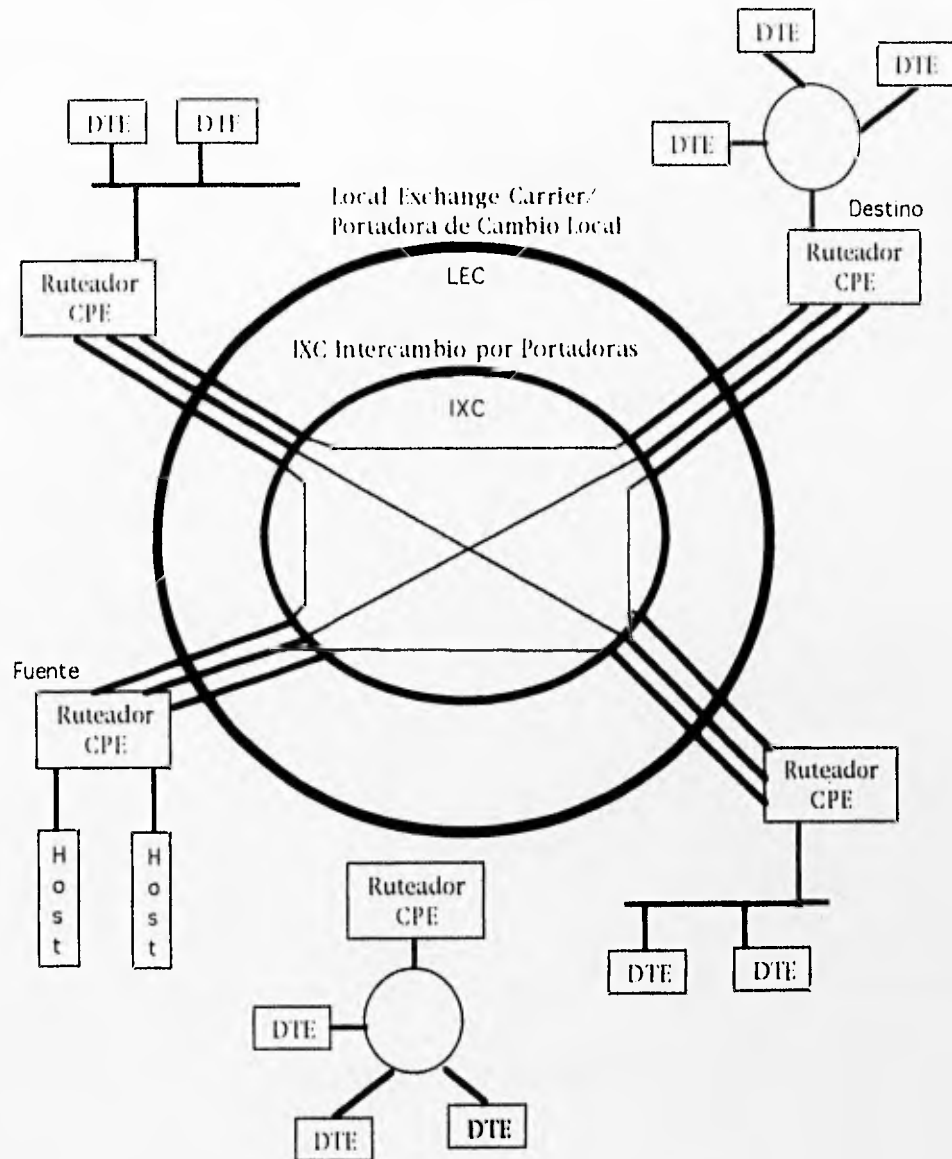


Figura 6.6 LEC, IXC y conexiones de puertos.

En la figura, cuatro sitios deben ser conectados entre sí. Para obtener servicios punto a punto entre los cuatro sitios con líneas arrendadas, una organización debe tener servicios arrendados de portadoras de cambio local "LEC" (Local Exchange Carriers), conectando las líneas LEC a los puertos de las computadoras de los 4 sitios. De esta

manera, la empresa a gastado dinero para 12 puertos, 12 líneas de acceso LEC y 6 conexiones para circuitos ICX. Este aprovechamiento provee una conexión de malla completa entre los cuatro sitios, por esta razón es muy costoso.

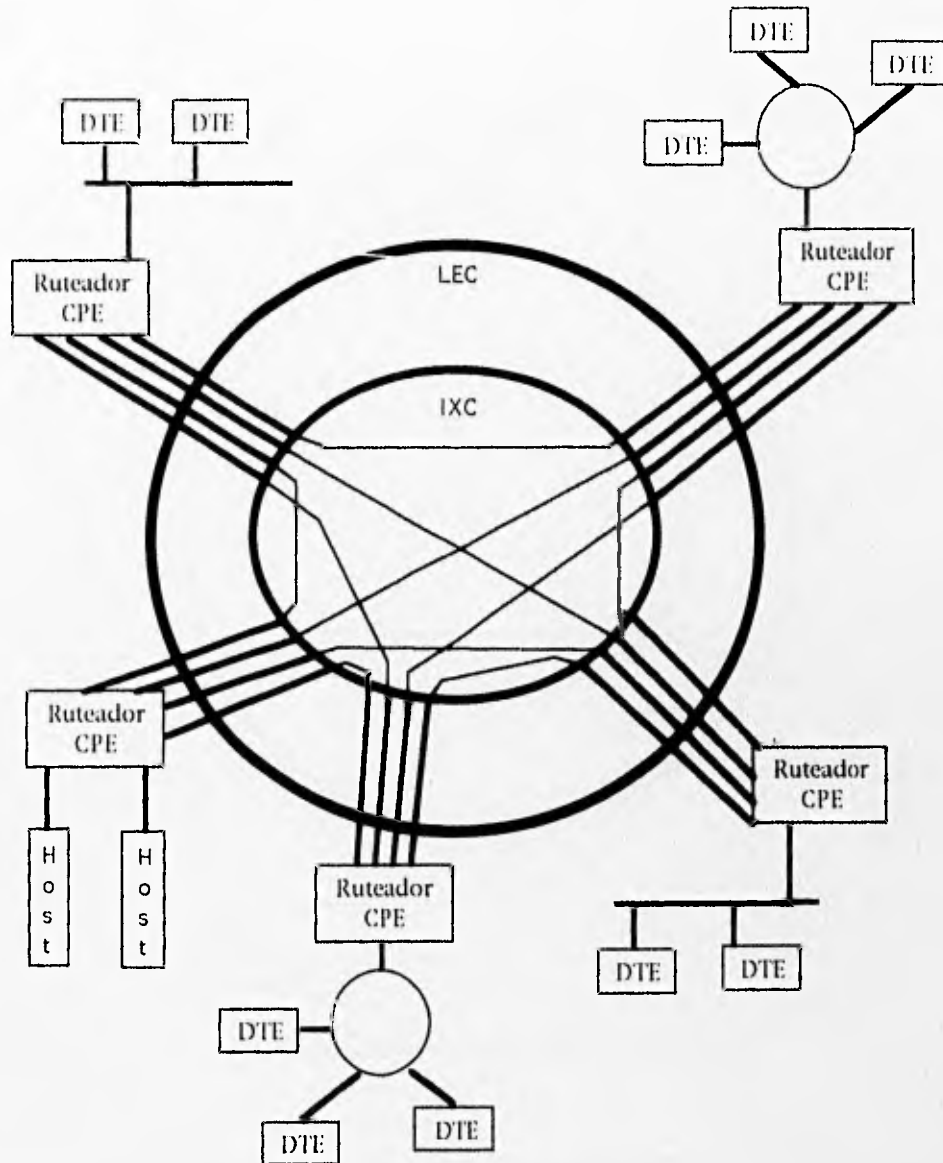


Figura 6.7 LEC, IXC y conexiones de puertos.

Con el fin de continuar proporcionando un servicio de malla, en un medio ambiente de líneas arrendadas, una expansión de una organización se enfrenta con el hecho que el número de ICX y líneas LEC se elevan significativamente con la adición de sitios conectados al sistema. Por ejemplo, la suma de otro sitio en la figura 6.7

resultará en un incremento de 8 puertos, 8 líneas de acceso local y 4 circuitos de intercambio. Resulta evidente que la adición de sitios provocará una red de malla más compleja y costosa.

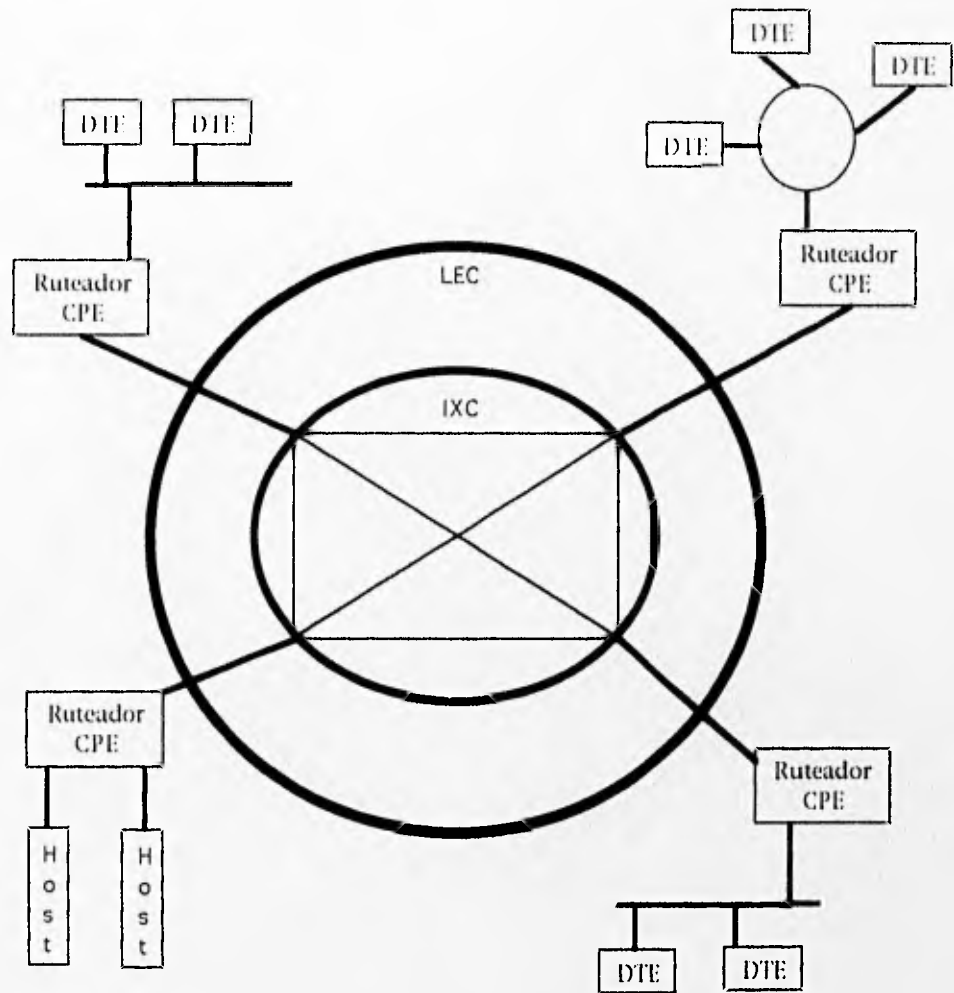


Figura 6.8 LEC, IXC y conexiones de puertos.

Este proceso oneroso es una de las primeras razones para que las organizaciones utilicen facilidades de conmutación en lugar de líneas arrendadas. De esta manera, las redes de paquetes conmutadas han evolucionado para direccionar el problema de las líneas arrendadas (al mismo tiempo sus servicios de valor agregado han creado retardos y problemas de rendimiento). La figura 6.8 muestra el uso de conmutadores (ruteadores) y su efecto sobre el número de líneas privadas de portadoras de intercambio local y ruteadores de puertos requeridos para una red de

cuatro nodos. En lugar de 12 líneas de cambio total separadas, sólo son requeridas 4. Y en lugar de 12 puertos sólo se requerirán 4. De igual importancia, los enlaces de comunicaciones en la red no son reservados para un solo sitio.

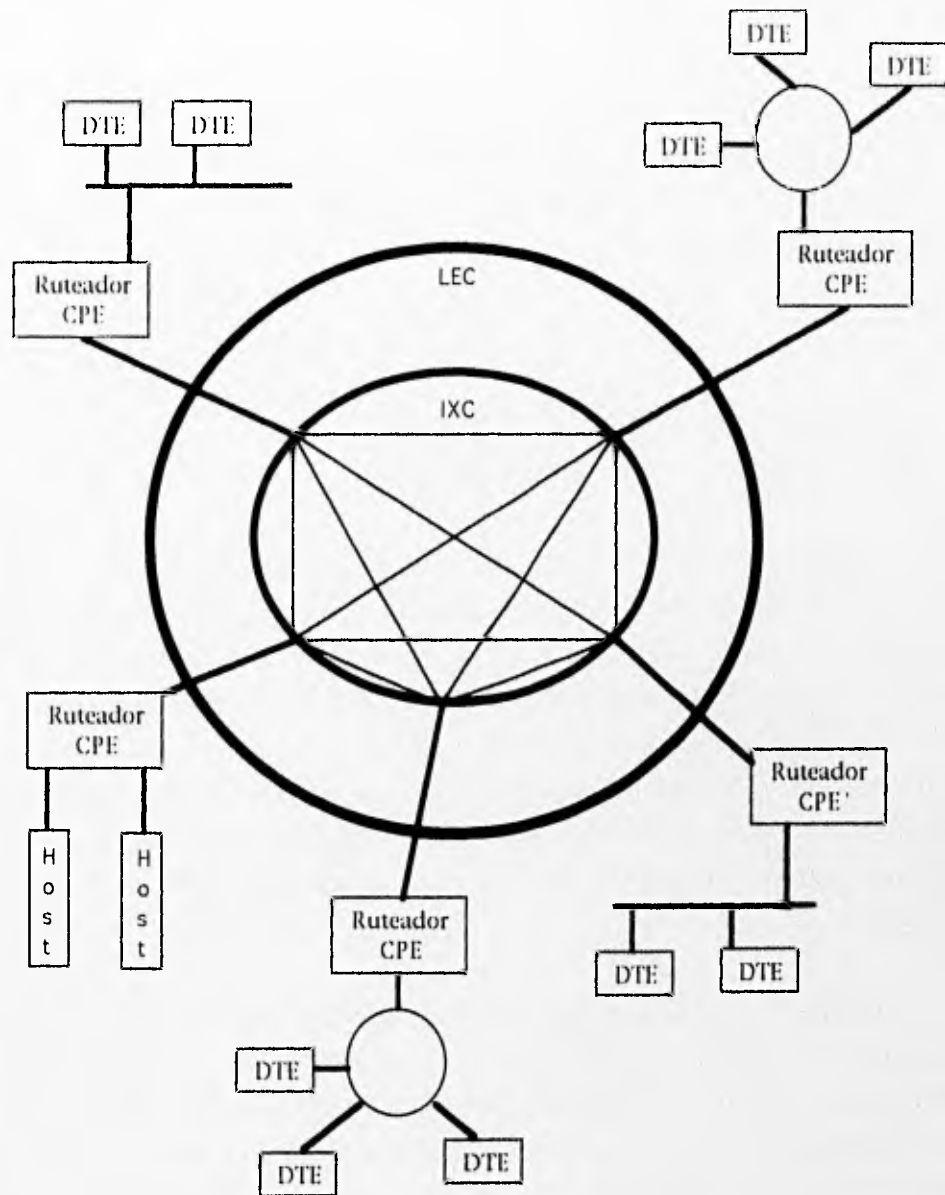


Figura 6.9 Adición de un nodo en una red frame relay.

Ellos favorecen circuitos virtuales y están divididos en múltiples usuarios a través del uso de multiplexores y operaciones conmutadas. Por supuesto, Frame

Relay no provee (por sí mismo) esta atractiva característica. Estos ahorros pueden ser llevados a cabo por algún tipo de red conmutada por reemplazamiento de conexiones punto a punto. Por ejemplo, redes basadas en X.25 han sido ejecutantes de este tipo de servicios por el menos 20 años.

Con el uso de técnicas conmutadas, la adición de un nodo no es completamente onerosa, como en una red de línea privada punto a punto. En la figura 6.9, la suma de un quinto sitio y sus ruteadores de soporte resulta en la suma de cuatro líneas privadas de portadoras de intercambio, una línea privada de cambio local y un puerto ruteador adicional.

6.4 Redes privadas virtuales (VPN, Virtual Private Networks) con Frame Relay.

El uso de tecnología Frame Relay permite a una empresa implantar redes privadas virtuales (VPN's). La idea del VPN es permitir múltiples usuarios de diferentes organizaciones dividirse entre los mismos lo costoso de las líneas arrendadas. El ancho de banda disponible sobre estas líneas arrendadas es multiplexado estadísticamente por una máquina de Frame Relay suministrando más eficiencia en la utilización de un recurso costoso. En consecuencia, una empresa podrá no solo decrecer el costo de sus medios de comunicación, sino que posiblemente sea capaz de reducir el número de líneas que deben ser arrendadas desde portadoras de intercambio.

Por supuesto, esto es del buen agrado de los usuarios finales ya que decrecen sus costos en líneas de comunicación con el uso de VPN's, aún y cuando esto no sea bien visto por compañías que ofrecen servicios de líneas arrendadas. Efectivamente, uno de los éxitos de Frame Relay es ofrecer servicios competitivos para facilidades de líneas arrendadas punto a punto.

6.4.1 Circuitos virtuales Frame Relay.

Frame Relay utiliza conceptos de X.25 relacionados con el concepto de circuito virtual. Dos puntos terminales sobre una línea arrendada entre nodos de Frame Relay son identificados con números de circuitos virtuales. De esta manera, un circuito virtual enviado es premapeado para la recepción de este circuito virtual. Como hemos visto un circuito virtual significa, que el usuario tiene la impresión que un circuito arrendado dedicado es hecho disponible cuando en realidad múltiples usuarios están utilizando el circuito. Estos usuarios múltiples están únicamente identificados por números de circuitos virtuales diferentes.

6.4.2 El identificador de circuitos virtuales Frame Relay.

Aunque Frame Relay pretende eliminar muchas de las operaciones de una red, esta no elimina todas las operaciones de la red. La figura 6.10 ilustra una operación de capa de red que es esencial para operaciones Frame Relay: la identificación de conexiones virtuales. Frame Relay utiliza el Identificador de Control de Enlace de Datos (DLCI) para identificar el nodo destino. Este número corresponde a el número de circuito virtual en el protocolo de la capa de red.

Los DLCI's son premapeados a un nodo destino. Esto simplifica el proceso en los ruteadores porque ellos sólo necesitan consultar sus tablas de rutas, checar el DLCI en la tabla y rutear el tráfico a el puerto apropiado de salida basado en esta dirección. Dentro de la red, el mismo esquema es utilizado, aunque los conmutadores frame relay no necesitan mantener una estricta relación virtual en la red. Operaciones sin conexión pueden ser implementadas permitiendo un dinámico y robusto ruteo entre los conmutadores Frame Relay. El único requerimiento es hacer seguro el arribo de tramas a el puerto designado en el DLCI.

En este ejemplo, el DLCI se mapea (traza) entre San Fransisco y Nueva York. Consecuentemente, el tráfico sale del ruteador de San Fransisco con un DLCI1 identificado en el encabezado de Frame Relay debiendo ser relevado en Nueva York y sólo en Nueva York. El DLCI2 es trazado de San Fransisco a Atlanta y el DLCI 3 es trazado de San Fransisco a San Diego.

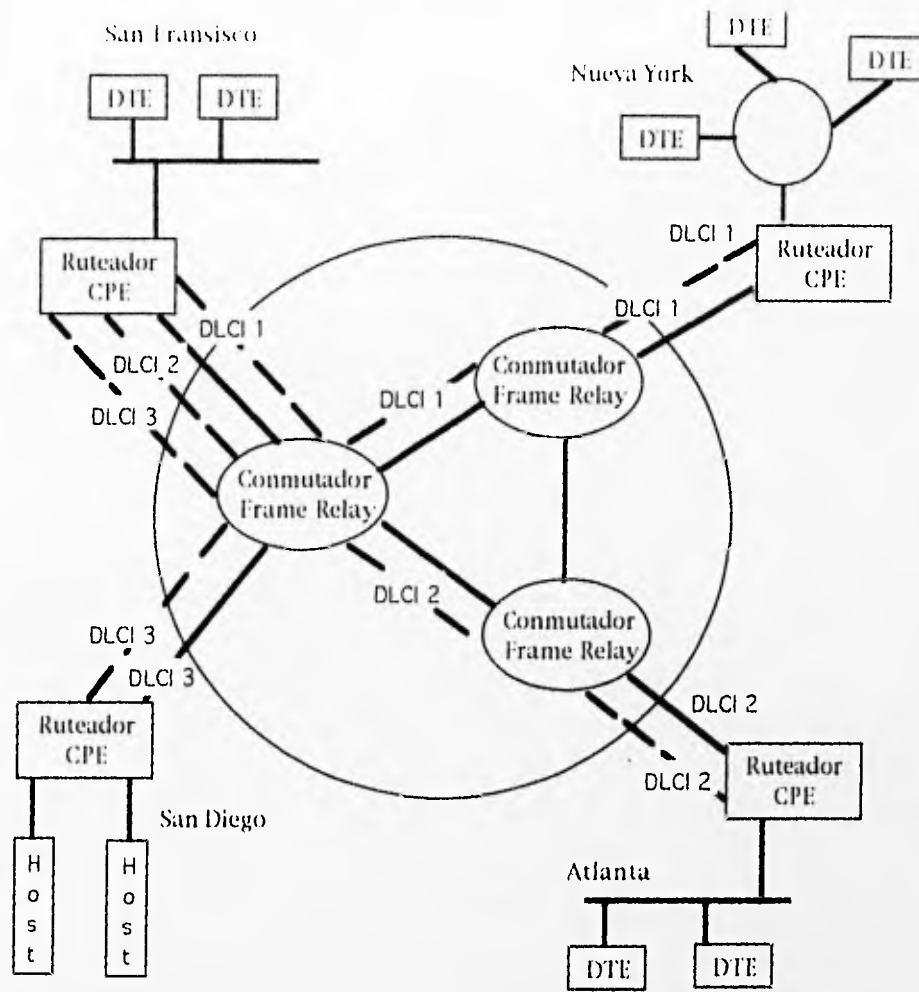


Figura 6.10 Identificadores de Conexión de Enlace de Datos (DLCI's).

6.5 Operaciones básicas de Frame relay

6.5.1 Frame relay (Servicios de conexión y administración de datos).

Antes de discutir como frame relay administra conexiones y usuarios de datos, el lector debe ser conciente que las redes de datos y sistemas de comunicaciones de datos utilizan diferentes técnicas para establecimiento de sesiones de usuario y administración de tráfico de usuario. Esta sección provee un breve repaso de estas

importantes características. Después, describiremos estas características para operaciones de frame relay.

6.5.1.1 Servicios de conexión.

Los protocolos están clasificados entre dos orientado a conexión y no orientado a conexión. Las principales características de las operaciones de conexión-orientada y sin conexión se encuentran resumidas en la tabla 6.4 y explicadas en esta sección.

Redes orientadas a conexión
Mapeo de conexión a través de red (es) (pueden ser premapeados)
Tablas de estado y otros bloques de control son mantenidos
Direccionamiento abreviada (etiquetas) es utilizado antes del establecimiento de la conexión.
Redes no orientadas a conexión
Mapeo de conexión no ocurre.
Tablas de estado y otros bloques de control no son utilizados
Direccionamiento completo lo requiere en cada unidad de datos

Tabla 6.4 Redes Orientadas a Conexión y No conexión .

6.5.1.2 Protocolos orientados-a-conexión.

Solamente un protocolo orientado a conexión no híbrido establece una conexión entre las partes comunicadas antes de la transferencia de datos. Usualmente, algunos tipos de relaciones se mantienen entre las unidades de datos siendo transferidas a través de la conexión, tales como etiquetas que identifican la conexión terminal-terminal. Estas etiquetas son usualmente llamadas canales lógicos ó circuitos virtuales; Frame relay utiliza el término identificadores de conexión de enlace de datos (DLCI's).

Si el servicio es entre dos usuarios y una red, el servicio orientado a conexión requiere un acuerdo de tres-caminos entre las dos terminales de usuario y el proveedor de servicios (por ejemplo, la red). Este acuerdo puede ser elaborado antes de que la sesión tome lugar; es decir, la conexión y servicios son "pretrazados"

(suministrado antes de que alguna transferencia de datos toma lugar). Este acceso es lo que denomina un circuito virtual permanente (PVC, Permanent Virtual Circuit) y es utilizado por frame relay.

Muchas redes permiten a las partes comunicadas negociar ciertas opciones y funciones de calidad de servicio (QOS, Quality Of Service) antes de cada sesión. Esta propuesta no utiliza PVC's, pero si utiliza uno conocido como llamada virtual conmutada (SVC, Switched Virtual Call). Durante el establecimiento de la conexión, toda las partes almacenan información acerca de cada una, tales como direcciones y características QOS requeridas.

Una transferencia de datos comienza con ambos un PVC o SVC, las unidades de datos de protocolos (PDU's, Protocol Data Units) no necesitan transportar mucho encabezamiento en la información de control de protocolo (PCI, o headers; Protocol Control Information). Todo esto es necesario en un identificador abreviado [una etiqueta, tal como un número de canal lógico (LCN, Logic Channel Number) ó un circuito virtual identificador, tal como un DLCI frame relay] para permitir a los usuarios frame relay ser identificados.

Ya que ciertas características al establecer una sesión pueden ser negociadas con un SVC, las partes comunicadas no necesitan tener conocimiento prioritario de todas las características de cada una de estas. Si un servicio requerido no puede ser suministrado, cualquiera de las partes puede negociar el servicio para un nivel más bajo ó rechazar el requerimiento de conexión. Los SVC's no están contemplados inicialmente como un requerimiento original de prioridad para frame relay, pero no existe razón técnica para impedir su uso y ellos se adicionarán en el futuro.

6.5.1.3 Protocolos orientados sin conexión .

Las principales características de redes sin conexión (también llamadas de modo sin-conexión) son las siguientes. Primero, conexiones no lógicas son establecidas entre los usuarios y la red. Esto significa que PVC's ó SVC's no son creados.

Segundo, el servicio sin-conexión administra al usuario de unidades de datos de protocolos (PDU's) como entidades independientes y separadas. Las relaciones no

se mantienen entre transferencia sucesiva de datos y pocos registros (marcas) son guardadas del proceso de comunicaciones en curso usuario-a-usuario a través de la red(es).

Generalmente, las entidades comunicadas deberán tener un acuerdo prioritario sobre como comunicar y las características QOS deberán ser preestablecidas (preseñaladas). Alternativamente, el QOS puede ser suministrado a cada PDU que es transmitido. Así también, cada PDU deberá contener campos que identifiquen los tipos y niveles de servicio.

Por su naturaleza, el servicio sin-conexión puede llevar a cabo (a) un alto grado de independencia desde protocolos específicos dentro de una subred, (b) considerable independencia de las subredes unas de otra, y (c) un alto grado de independencia de la subred(es) de protocolos de usuario-específico.

Una red sin-conexión es más robusta que su contraparte orientada-a-conexión, porque cada PDU se maneja como una entidad independiente. Por consiguiente, los PDU's pueden tomar diferentes rutas para evitar fallas de nodos ó congestión en un punto dentro de la red(es). Por lo tanto, las redes sin-conexión consumen más encabezamiento (en relación a la longitud de los encabezados, en proporción a la cantidad de usuarios de datos en el PDU) que sus contrapartes orientadas a conexión.

Debe también enfatizarse que una conexión puede ciertamente ser "cerrada con clavos" a través de más que una ruta física en una red y en la consecuencia de una falla de ruta primaria, el conmutador puede relevar al PDU a una ruta secundaria. Por lo tanto, en la práctica, rutas alternativas se pueden obtener de (a) operaciones sin-conexión, (b) operaciones PVC, ó (c) operaciones SVC.

6.5.1.4 Servicios de administración de datos.

El resultado de servicios sin-conexión ó orientadas a conexión deberá ser separado de los servicios de administración de datos porque varios protocolos soportan uno y no el otro. Muchos protocolos proveen una rica variedad de características de la administración de usuarios de datos. Como ejemplos, los protocolos pueden proveer

conocimientos (acuses de recibo) positivos (ACK's) de tráfico directamente del uso de números secuenciales para asegurar que (a) todo el tráfico arribe seguramente en el receptor y que (b) éste arribe con el orden apropiado. En el caso (b), muchos protocolos resecuenciarán el tráfico. Los servicios de administración de datos frecuentemente también traen consigo el uso de procedimientos de control de flujo para prevenir a los dispositivos de enviar más tráfico del que una red ó un dispositivo de usuario puedan acomodar.

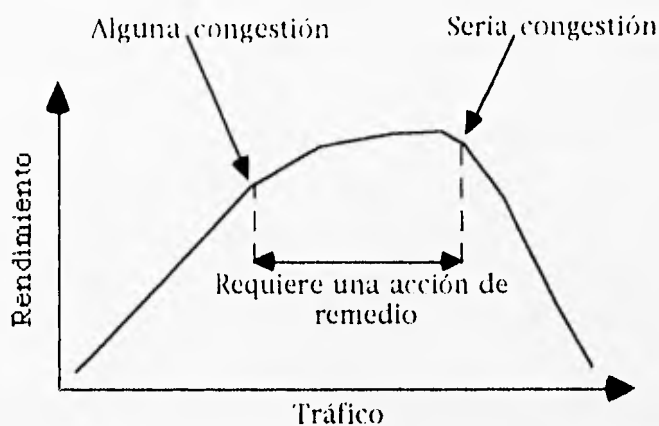
Conocimientos (acuses de recibo) negativos (NAK's) pueden también ser provistos por el protocolo, el cual notifica al originador del tráfico que éste deberá volver a enviar el tráfico ó tomar algún tipo de acción de remedio. Una vez más, deberá ser enfatizado que si un protocolo es orientado a conexión no significa necesariamente que también suministre servicios de administración de datos. Por ejemplo, uno de los estándares IEEE, llamado control de enlace lógico (LLC, Logic Link Control) tipo 3, esta sin-conexión mientras provee servicios de conocimiento (acuses de recibo).

6.5.1.5 ¿Esta frame relay orientado a conexión ó a sin conexión?

El lector debe tener ahora una idea que frame relay esta orientado a conexión y utiliza el concepto PVC, en el sentido de que los DLCI's son pretrazados entre dos puntos finales directamente de la red frame relay. Sin embargo, aunque éste es orientado a conexión, tiene muchos límites en los servicios de administración de datos. Enfatizaremos que frame relay no provee ACK's, NAK's, resecuencia de operaciones y tienen muy limitados servicios de administración de datos. Por consiguiente, podemos concluir que frame relay expone el funcionamiento orientado a conexión en consideración para administración de congestión, pero no provee muchas características de administración de tráfico de usuario. La administración de tráfico de usuario se traslada hacia el dispositivo de usuario final dentro del software que típicamente reside en la capa de transporte dentro del modelo convencional de capas.

6.5.2 Control de congestión.

Las redes deben enfrentarse con el problema de la congestión, un problema que es manejado típicamente en la capa de red. Muchas redes imponen reglas de transmisión las cuales incluyen acuerdos sobre como mucho tráfico puede ser enviado a la red antes que el flujo de tráfico sea regulado (flujo-controlado). El control de flujo es un ingrediente esencial para prevenir congestión en una red. La congestión es un problema que es evitado por los administradores de las redes (a cualquier costo) porque éste resulta en severas degradaciones de la red principalmente en el rendimiento y el tiempo de respuesta.



6.11 Red con potencial problema de congestión.

La teoría de colas demuestra que la carga ofrecida a la red posiblemente se incremente linealmente con el incremento también del rendimiento, pero sólo para un punto. Refiriéndonos a la figura 6.11, como el tráfico (carga ofrecida) en la red alcance un cierto punto, una congestión suave empieza a ocurrir resultando en un descenso del rendimiento. Si éste descenso dentro del funcionamiento continua en un modo lineal, no existirán muchos problemas. Aunque, probablemente se alcance un punto en el cual la carga de tráfico en la red alcance un nivel que resulte en un rápido descenso en rendimiento, debido a una seria congestión y el resultante aumento de las colas de espera en los nodos de la red.

Por consiguiente, aún redes relativamente simples tales como frame relay deberán proveer algunos tipos de mecanismos para informar a: ruteadores,

conmutadores y otros elementos en la red cuando esta ocurriendo una congestión. Ellos también frecuentemente proveerán un mecanismo de control de flujo que pueda ser aplicado a dispositivos de usuario.

6.5.2.1 Administración de congestión con procedimientos de ventana móvil.

Muchos protocolos de comunicación utilizan el concepto de transmitir y recibir ventanas para ayudar en las operaciones de administración de congestión. Una ventana es establecida entre los patrones de comunicación para proveer una reservación de recursos en ambas estaciones. Estas "ventanas" representan la reservación de espacio amortiguador (buffer) en el receptor del transmisor. En otros sistemas, la ventana suministra espacio amortiguador y secuencia de reglas. Durante la iniciación de una sesión (handshake, apretón de manos) entre las partes, la ventana es establecida. Por ejemplo, si las estaciones A y B se están comunicando una con otra, la estación A reserva una ventana de recepción para B, y B reserva una ventana de recepción para A, como se observa en la figura 6.12. (El término "ventana" es análogo a espacio amortiguado.)

El concepto de ventanas es necesario para protocolos duplex-completos porque ellos traen consigo un flujo continuo de PDU's dentro del sitio receptor sin el intermitente acuse de recibo de para-y-espera. Consecuentemente, el receptor debería tener suficiente capacidad de memoria para manejar el tráfico continuo entrante.

Las ventanas en el sitio de transmisión y recepción están controladas por *estados variables* (el cual es otro nombre para un contador). El sitio transmisor mantiene un estado variable de envío. Este es el número de secuencia del siguiente PDU a ser transmitido. El sitio de recepción mantiene un estado variable de recepción el cual contiene el número que es esperado para pasar al número de secuencia del siguiente PDU. El estado variable de envío es incrementado con cada PDU transmitido y puesto en el campo de secuencia de envío en el PDU.

Sobre la recepción de la trama, el sitio de recepción checa por si existe un error de transmisión. Este también compara el número de secuencia enviado con su

variable de recepción esperada. Si el PDU es aceptado, este incrementa la variable recibida por uno y coloca esto dentro de un campo de número de secuencia recibido en un acuse de recibo del PDU y lo envía también éste al sitio de transmisión original.

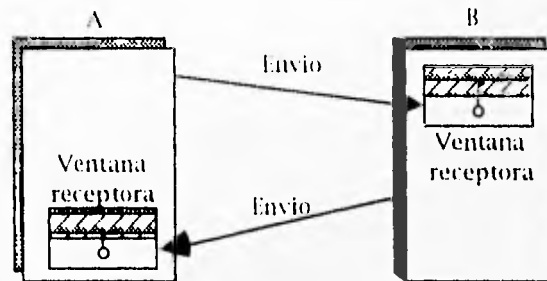


Figura 6.12 Conceptos de ventana móvil.

Si un error es detectado, un NAK (acuse de recibo negativo) junto con el número de secuencia de recibido conteniendo el valor de la variable de recepción, es enviada al sitio de transmisión original. Este valor de recepción informa a la parte de transmisión del siguiente PDU que esta esperando para enviarse. El transmisor deberá luego resetear (restablecer) su variable de envío y retransmitir el PDU cuya secuencia enfrente el valor del número de secuencia de recepción de los NAK's. Una característica útil del esquema de ventana móvil es la habilidad de la estación receptora para restringir el flujo de datos de la estación transmisora por retener (withholding) acuses de recibo. Esta acción previene al transmisor de "abrir sus ventanas" (opening its windows) y volver a utilizar su valor de número de secuencia enviado hasta que el mismo número de secuencia de envío ha sido reconocido. Una estación de envío puede ser completamente "estrangulada" (throttled) si ésta no recibe ACK's desde el receptor.

Como un ejemplo, permítanos asumir un protocolo de números de usuarios en el rango de 0-256 para sus contadores y números de secuencia en el PDU. Uno a la vez de las variables de estados son incrementados hasta 256, los números se vuelven a utilizar, empezando con 0. Porque los números son reutilizados, las estaciones no deben permitir enviar un PDU con un número de secuencia que no ha sido todavía recibido su acuse de recibo. Por ejemplo, la estación deberá esperar el PDU número 100 para ser reconocido antes de que esta vuelva a utilizar el valor de

100 otra vez. El uso de ventanas móviles provee un relativamente simple y todavía efectivo método de administración de tráfico. Ya que frame relay no tiene algún número de secuencia no puede llevar alguna administración de congestión con operaciones de ventana móvil. Esta importante tarea es delegada a un protocolo usuario-terminal que, usualmente reside en la capa de transporte de un modelo de capas.

6.5.3 Operaciones prioritarias de frame relay.

Ahora nos introduciremos, de una manera general, en las operaciones prioritarias de frame relay. Por consiguiente, en subsecuentes secciones exploraremos en estas operaciones con más detalle. Un camino efectivo para conseguir empezar con nuestras explicaciones es examinar el contenido de un PDU frame relay (trama frame relay).

6.5.4 Trama frame relay.

La trama frame relay se parece a muchos otros protocolos que utilizan el formato de trama HDLC (ver figura 6.13), contiene al inicio y al final campos de banderas las cuales son utilizadas para delimitar y reconocer la trama sobre el enlace de comunicación, no contiene un campo de dirección separado; el campo de dirección y control son combinados juntos y designados dentro de frame relay como encabezado. El campo de información contiene datos de usuario. La secuencia de chequeo de trama (FCS, Frame Check Sequence), como otros protocolos de la capa de enlace es utilizada para determinar si la trama ha sido dañada durante la transmisión sobre el enlace de comunicación. El encabezado de frame relay consiste de seis campos. Ellos se enlistan aquí y son explicados con más detalle en subsecuentes ilustraciones:

DLCI:	Identificador de conexión de enlace de datos.
C/R:	El bit de comando / respuesta.
EA:	Los bits de extensión de dirección.
FECN:	La notificación de congestión explícita hacía adelante.
BECN:	La notificación de congestión explícita hacía atrás.
DE:	La bandera indicadora de elegibilidad de descartación (desecho).

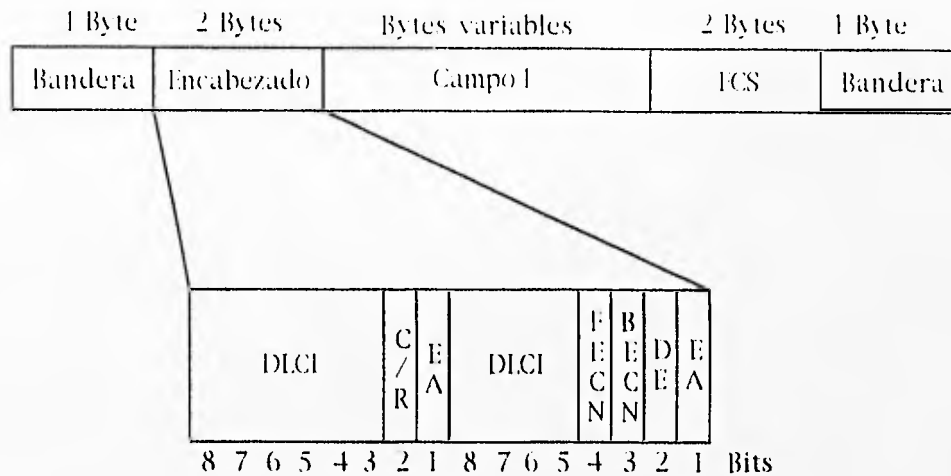


Figura 6.13 El PDU frame relay (trama)

6.5.4.1 El DLCI.

El DLCI identifica la conexión virtual de frame relay. Puede identificar una conexión virtual de usuario-a-red ó una conexión virtual de red-a-red. El DLCI identifica ambas direcciones de una conexión virtual. Esto quiere decir que, identifica (a) la entidad para la cual la información es liberada y (b) la entidad de la cual la información es recibida. Los bits 3-8 del primer octeto corresponde a el campo SAPI de LAPD.

El DLCI puede variar de tamaño y puede contener dos, tres ó cuatro octetos. Esta aproximación permite la utilización de más números DLCI. Los campos extendidos DLCI son explicados en la sección 6.7.

6.5.4.2 Los bits FECN y BECN.

Dos mecanismos son empleados para (a) notificación de usuarios, ruteadores y/o conmutadores frame relay acerca de la congestión; y (b) toma acciones correctivas. Ambas capacidades son llevadas a cabo por el bit de notificación de congestión explícita hacía atrás (BECN) y el bit de notificación de congestión explícita hacía adelante (FECN) (ver figura 6.14).

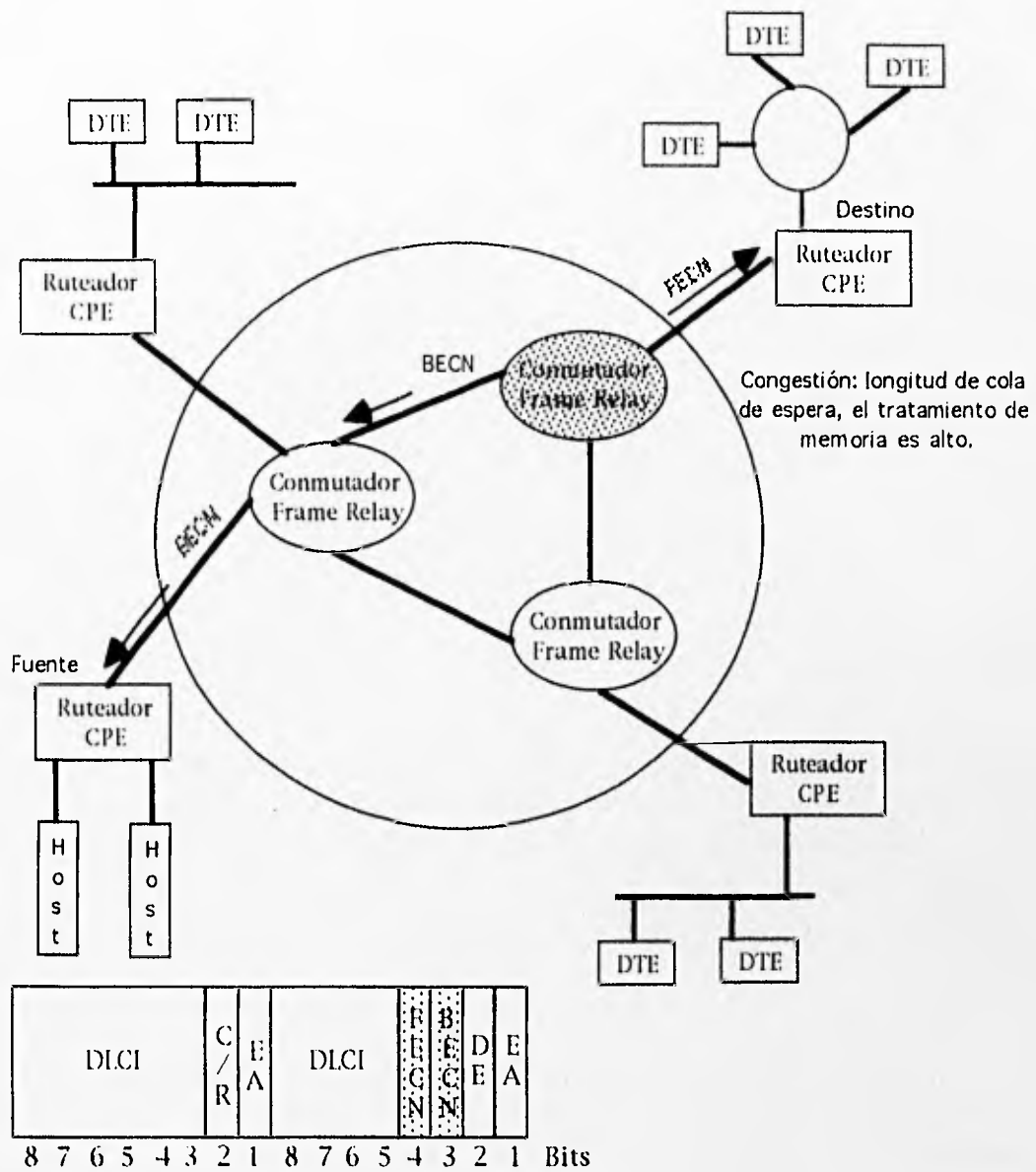


Figura 6.14 Los bits de notificación de congestión.

Se asume que un conmutador frame relay esta empezando a experimentar problemas de congestión debido a sus buffers y tienen colas de espera vuelven, es decir, están llenos (saturados) y/o experimentan un problema con la administración de memoria. El conmutador posiblemente informe a los nodos de arriba y a los nodos de abajo del problema mediante la utilización de los bits FECN y BECN

respectivamente. El bit BECN se devuelve dentro de la trama y se envía hacia abajo para notificar a la fuente de tráfico que existe congestión en un conmutador en la conexión. Esta notificación deberá permitir a la máquina fuente un control-de-flujo de su tráfico hasta que el problema de congestión sea resuelto.

En suma, el bit FECN puede estar fijo y colocado en una trama y enviado a los nodos de arriba para informarles que una congestión está ocurriendo en los nodos de abajo. Uno posiblemente se cuestione ¿Por qué el bit FECN es utilizado para notificar a los nodos de arriba que una congestión está ocurriendo abajo?. Después de todo, los dispositivos de abajo están creando el problema de tráfico. La respuesta es que esto varía, dependiendo de la acción de remedio que las máquinas de arriba (destino) posiblemente deseen tomar. Por ejemplo, el bit FECN podría pasarse a un capa superior de protocolo (tal como la capa de transporte) la cual permitirá: (a) retrasar sus acuses de recibo (los cuales en algunos protocolos deberán cerrar la transmisión de ventana del dispositivo destino) ó (b) establecer su más restrictivo acuerdo de control de flujo con su máquina fuente de comunicación (el cual también es permitido en algunos protocolos).

Una solución aparentemente obvia para el problema es que la máquina(s) fuente controlen el flujo por ellas mismas para mejorar el problema de congestión de red.

6.5.4.3 El bit DE y el derramamiento de tráfico.

Ya que la congestión puede ser un problema mayor en cualquier red de manejo de demanda, frame relay adopta la aproximación de tráfico desechado para mejorar los problemas de congestión. En algunas instancias, es deseable discernir (percibir) entre los usuarios de tráfico en cuanto a cuales unidades de tráfico deben ser descartadas.

Una propuesta corrientemente utilizada por frame relay es implementar el bit de elegibilidad de desecho (descarte) (DE, Discard Eligibility). Ya que, el bit DE se desempeña como se menciona antes, éste se vuelve una decisión específica de implementación. Por consiguiente, en muchas instancias el bit DE se pone a 1 para indicar a la red que en el evento de problemas el paquete con este bit es "más

elegible" para empezar a descartarse que otros en los cuales el bit se encuentra fijo en 0.

Por supuesto, El bit DE no necesita ser implementado. Cuando la congestión ocurre, un simple nodo probablemente deseche el tráfico en la random. No sólo esto no es acertado, si no que posiblemente trae consigo datos críticos descartados. Aun más importante, este no tiene la habilidad de discernir cuales puertos enviados deben iniciar la recuperación de error.

Mientras un usuario terminal (final) se permite manipular el bit DE, otra aproximación es de la red para utilizar este bit como auxiliar dentro de la determinación de que es lo que se hace con el tráfico. Una aproximación es la técnica llamada índice de información compromiso o índice de información esperada (CIR, Committed Information Rate). Un usuario terminal estima la cantidad tráfico que será enviado durante un período normal de tiempo. La red mide este tráfico durante un intervalo de tiempo en relación a un contrato entre el usuario y la red y si éste es menor que el valor de CIR, la red no alterará el bit DE. Si el índice excede el valor del CIR durante un valor específico de tiempo ó excede conforme a un exceso de índice de ráfaga, la red etiquetará la trama por la colocación del bit DE en 1. Esto permitirá al tráfico ir directamente a no ser que este congestionada la red. Si la red esta congestionada, este exceso de tráfico será descartado.

6.5.5 Propuestas para datos frame relay y administración de congestión.

6.5.5.1 ¿Quién actúa sobre los bits FECN y BECN?.

Las redes frame relay dependen de la capa de transporte para control-de-flujo de los dispositivos terminal-usuario. Ya que la capa de transporte típicamente reside en la máquina usuario-terminal, si el bit BECN esta funcionando más por la capa de transporte algunos medios posiblemente sean dispositivos de la señal BECN para ser recibidos y presentados a la capa de transporte o algunas otras capas que puedan emitir control de flujo contra un usuario de tráfico.

respectivamente. El bit BECN se devuelve dentro de la trama y se envía hacia abajo para notificar a la fuente de tráfico que existe congestión en un conmutador en la conexión. Esta notificación deberá permitir a la máquina fuente un control-de-flujo de su tráfico hasta que el problema de congestión sea resuelto.

En suma, el bit FECN puede estar fijo y colocado en una trama y enviado a los nodos de arriba para informarles que una congestión está ocurriendo en los nodos de abajo. Uno posiblemente se cuestione ¿Por qué el bit FECN es utilizado para notificar a los nodos de arriba que una congestión está ocurriendo abajo?. Después de todo, los dispositivos de abajo están creando el problema de tráfico. La respuesta es que esto varía, dependiendo de la acción de remedio que las máquinas de arriba (destino) posiblemente deseen tomar. Por ejemplo, el bit FECN podría pasarse a un capa superior de protocolo (tal como la capa de transporte) la cual permitirá: (a) retrasar sus acuses de recibo (los cuales en algunos protocolos deberán cerrar la transmisión de ventana del dispositivo destino) ó (b) establecer su más restrictivo acuerdo de control de flujo con su máquina fuente de comunicación (el cual también es permitido en algunos protocolos).

Una solución aparentemente obvia para el problema es que la máquina(s) fuente controlen el flujo por ellas mismas para mejorar el problema de congestión de red.

6.5.4.3 El bit DE y el derramamiento de tráfico.

Ya que la congestión puede ser un problema mayor en cualquier red de manejo de demanda, frame relay adopta la aproximación de tráfico desechado para mejorar los problemas de congestión. En algunas instancias, es deseable discernir (percibir) entre los usuarios de tráfico en cuanto a cuales unidades de tráfico deben ser descartadas.

Una propuesta corrientemente utilizada por frame relay es implementar el bit de elegibilidad de desecho (descarte) (DE, Discard Eligibility). Ya que, el bit DE se desempeña como se menciona antes, éste se vuelve una decisión específica de implementación. Por consiguiente, en muchas instancias el bit DE se pone a 1 para indicar a la red que en el evento de problemas el paquete con este bit es "más

elegible" para empezar a descartarse que otros en los cuales el bit se encuentra fijo en 0.

Por supuesto, El bit DE no necesita ser implementado. Cuando la congestión ocurre, un simple nodo probablemente deseché el tráfico en la random. No sólo esto no es acertado, si no que posiblemente trae consigo datos críticos descartados. Aun más importante, este no tiene la habilidad de discernir cuales puertos enviados deben iniciar la recuperación de error.

Mientras un usuario terminal (final) se permite manipular el bit DE, otra aproximación es de la red para utilizar este bit como auxiliar dentro de la determinación de que es lo que se hace con el tráfico. Una aproximación es la técnica llamada índice de información comprometido o índice de información esperada (CIR, Committed Information Rate). Un usuario terminal estima la cantidad tráfico que será enviado durante un período normal de tiempo. La red mide este tráfico durante un intervalo de tiempo en relación a un contrato entre el usuario y la red y si éste es menor que el valor de CIR, la red no alterará el bit DE. Si el índice excede el valor del CIR durante un valor específico de tiempo ó excede conforme a un exceso de índice de ráfaga, la red etiquetará la trama por la colocación del bit DE en 1. Esto permitirá al tráfico ir directamente a no ser que este congestionada la red. Si la red esta congestionada, este exceso de tráfico será descartado.

6.5.5 Propuestas para datos frame relay y administración de congestión.

6.5.5.1 ¿Quién actúa sobre los bits FECN y BECN?.

Las redes frame relay dependen de la capa de transporte para control-de-flujo de los dispositivos terminal-usuario. Ya que la capa de transporte típicamente reside en la máquina usuario-terminal, si el bit BECN esta funcionando más por la capa de transporte algunos medios posiblemente sean dispositivos de la señal BECN para ser recibidos y presentados a la capa de transporte o algunas otras capas que puedan emitir control de flujo contra un usuario de tráfico.

Esta suposición, aunque simple en concepto, posiblemente no sea fácil implementar. Esta requiere modificación para usuarios de la capa de transporte, para que sea tan buena como los códigos adicionales, con el resultado potencial de no-conformidad para estándares de la capa de transporte. Aun peor, la interfase usuario-red de frame relay (UNI) se mueve de la ruta a una estación terminal-usuario.

La recepción en la capa de transporte puede ajustar su ventana de crédito para el originador hacia abajo. Esta suposición debería trabajar completamente bien en la capa de transporte ISO/CCITT clase 4, también como en TCP, ya que éstos protocolos requieren que el dispositivo receptor ajuste su ventana de crédito a el dispositivo emisor.

En suma, frame relay no establece requerimientos sobre como desechar el tráfico. Esto no se elabora sobre el efecto que el tráfico desechado tendrá en el módulo TCP hacia abajo (originador). En muchos protocolos de la capa de transporte, la no-recepción de conocimientos del dispositivo destino resultará en tiempos fuera en el emisor con el resultado de retransmisión de (en este ejemplo) PDU's desechados. Entonces, el problema de congestión de red se agrava porque el tráfico válido se desecha debido a la congestión, aunque este mismo tráfico se vuelva a introducir.

Claramente, un problema potencialmente molesto resulta de esta propuesta. Lo que es necesario para el sitio originador, es ajustar su índice en el cual éste envía tráfico. Consecuentemente, el bit BECN es un muy importante componente para eficientes operaciones frame relay.

6.5.5.2 Utilizando las capas de usuario (red o transporte) para control de flujo.

Ya que frame relay no establece requerimientos sobre como dispositivos de usuario reaccionan a la notificación de congestión, las propuestas varían sobre medidas de control de flujo. La figura 6.15 muestra una propuesta. El dispositivo hacia arriba (upstream) recibe el tráfico desde el dispositivo hacia abajo (downstream). La notación $S=x$ significa un número de secuencia (S) asociado con cada usuario PDU.

Recuerde que esta secuencia de números no existe en la trama frame relay; por consiguiente, deberán ser creados por aplicaciones terminal-usuario (lo que es típicamente, una aplicación de la capa de transporte).

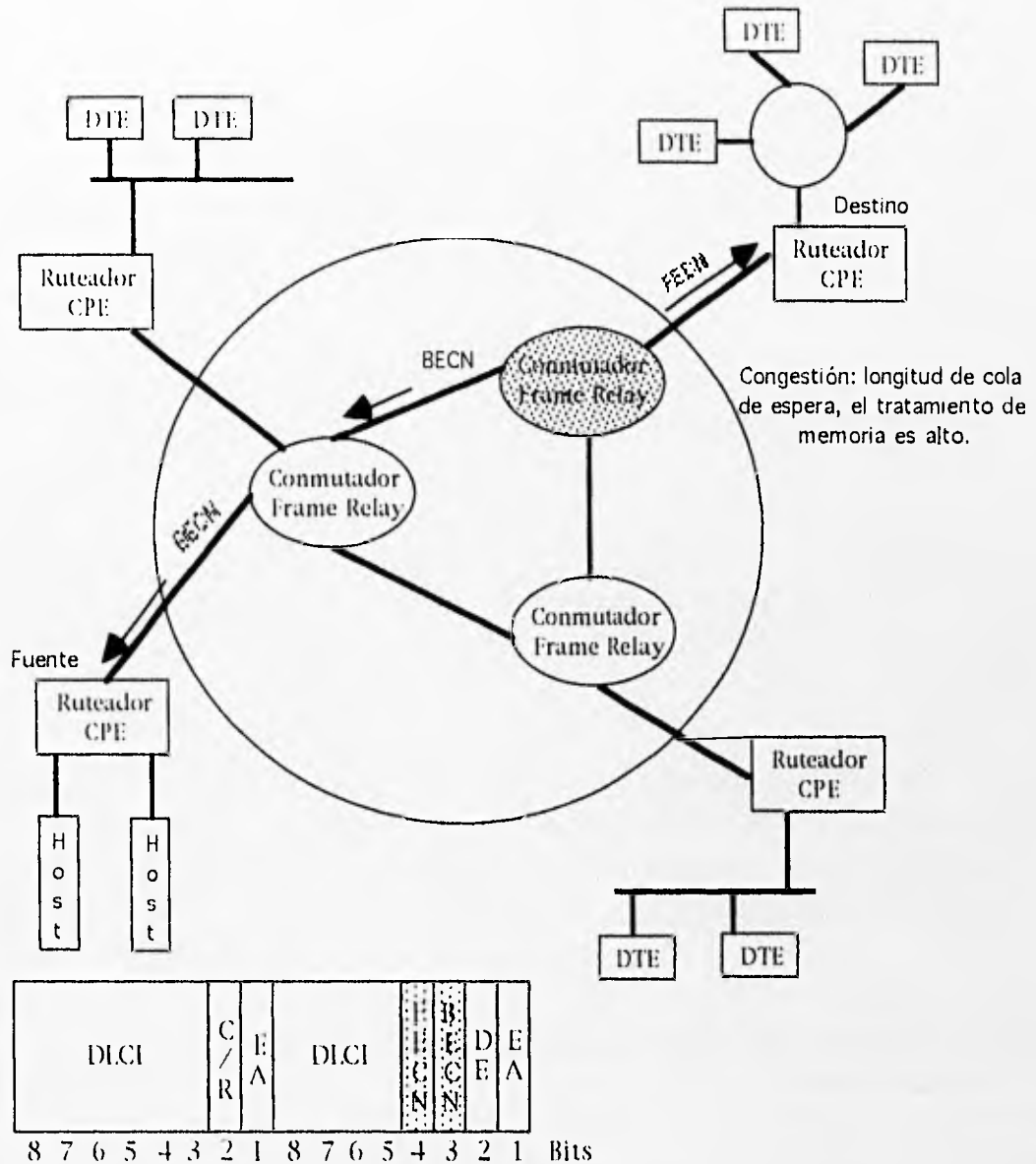


Figura 6.15 El receptor recibe el bit FECN colocado en 1. $S = x$ es el número de secuencia enviada dentro de cada encabezado de unidad de datos de usuario.

La máquina fuente tiene que enviar unidades de datos de protocolo 0, 1, 2, 3 y 4 a la máquina destino. La red se da cuenta de los casos siguientes: (a) la congestión esta ocurriendo del tráfico de todos los usuarios; (b) el tráfico excesivo se esta empezando a enviar por la máquina fuente, o más probable (c) la máquina fuente esta violando su CIR; (b) y (c) probablemente están en la misma situación. Como una consecuencia de cualquiera de esas condiciones, la red fija un bit FECN en 1 dentro de una de las tramas que van a el dispositivo destino. En este ejemplo la trama 2 tiene su bit FECN fijo en 1.

Un número de métodos puede ser empleado para reaccionar a un bit FECN colocado en 1. Antes de examinar estos métodos, es importante entender (una vez más) que el dispositivo de usuario (DTE) normalmente no ejecuta el protocolo frame relay. Consecuentemente, el ruteador (el cual esta corriendo el protocolo frame relay) posiblemente sea requerido para tomar acciones de remedio.

Sin embargo, si el dispositivo destino terminal-usuario esta consciente de que la congestión esta ocurriendo, posiblemente responda por algún tipo de notificación de control de flujo por la utilización de otros protocolos diferentes a frame relay. La figura 6.16 muestra cuatro posibilidades. La primera posibilidad es utilizar X.25 para emitir un paquete de control de flujo llamado paquete no listo para recibir (RNR, Receive Not Ready), asumiendo que la facilidad del bit D esta usada (esta facilidad provee acuses de recibo terminal-usuario entre usuarios). En este primer ejemplo, el $P(R)=5$ paquetes de conocimiento 0, 1, 2, 3 y 4 aunque todavía establezca una restricción de control de flujo sobre la fuente con el paquete RNR.

Con la posibilidad del número 2, el $P(R)=2$ reconozca los paquetes 0 y 1 y establezca que 2 es el siguiente paquete esperado. Con la suposición de que el equipo fuente no puede transmitir tráfico más allá de una cierta ventana, el dispositivo fuente deberá por si mismo controlar el flujo hasta el dispositivo destino enviando atrás los acuses de recibo de paquetes 2, 3 y 4. Estos acuses de recibo permiten a la fuente abrir su ventana de transmisión y enviar más tráfico. Esta segunda posibilidad no es una buena idea porque esto complica las operaciones entre la fuente y el dispositivo destino. Por ejemplo, ya que el dispositivo de fuente recibe $P(R)=2$, no reconoce (a) si este deberá retransmitir los paquetes 2, 3 y 4 o (b) si el dispositivo destino aun no tiene recepción de este tráfico. Por lo tanto un flujo de control más explícito con un RNR es preferible a el ambiguo $P(R)=2$ con RR.

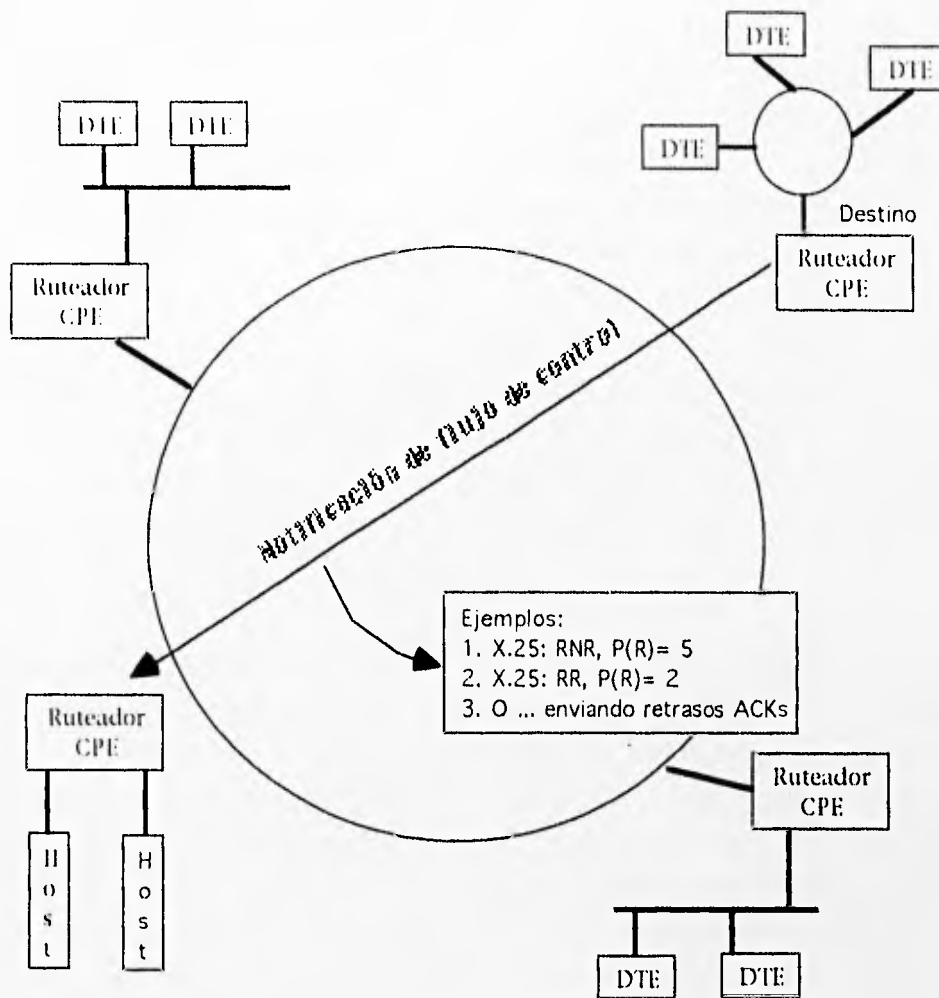


Figura 6.16 Posibles reacciones a el bit FECN. $P(R)=n$ es un número de conocimiento X.25; ACKs es un número de conocimiento de TCP/TP4; El crédito es una colocación TCP/TP4 para la ventana de envío; RR es listo para recibir; RNR esta no lista para recibir.

La tercera posibilidad puede ser empleada con TCP/TP4 por emisión de un reconocimiento de tráfico previamente recibido excepto el control de flujo de la máquina fuente por poner la ventana de crédito en 0 (la ventana de crédito es un campo en el encabezado PDU TCP/TP4). Esta suposición debería también ser utilizada con algunas previsiones porque la máquina fuente tienen probablemente

tráfico listo para enviar más allá del PDU 5. Si este tráfico está en la red, el receptor destino deberá recibir este. Después de todo, con claridad, el tráfico fue enviado antes que el dispositivo fuente reciba el crédito=0. Es otra vez ilustrativo conocer que esta ilustración asuma que el dispositivo terminal-usuario recibe algún tipo de notificación de congestión. Esta operación requiere que el bit FECN sea enviado a la máquina terminal-usuario.

La cuarta posibilidad es del receptor para retrasar el envío de acuses de recibo por atrás del transmisor. El dispositivo transmisor puede ser programado para retrasar el envío de su tráfico (con un reloj adaptador) cuando se de cuenta no tiene respuesta por atrás del receptor de una manera oportuna. Este método puede ser implementado con algunos protocolos de la capa de transporte, tales como TCP.

El dispositivo de usuario, sobre la recepción de un bit BECN=1, está esperado establecer procedimientos de flujo de control. ANSI T1.618 en su anexo A provee algunos métodos opcionales para un dispositivo de usuario y un dispositivo de red para reaccionar a el uso de FECN y BECN. En su forma simple, la red o dispositivo de usuario está esperado implementar procedimientos de flujo de control (decreciendo o incrementando su flujo de tráfico) basado en fórmulas opcionales descritas en ANSI T1.618 anexo A.

Con la fuente estableciendo restricciones de control de flujo sobre si misma, el destinatario advertirá un cese en el flujo de tráfico. ¿Cómo? el destinatario reacciona a esta ausencia de tráfico no se define dentro de las especificaciones frame relay. Comúnmente, el control de flujo en la fuente no debería afectar las operaciones en el receptor. Hay excepciones para esta regla, por consiguiente. En el evento de que un largo período ocurra durante el cual el destino no reciba algún tráfico, este posiblemente asuma que el emisor está fuera de línea, tiene cesada sus operaciones, etc. En este caso, el destinatario probablemente desconecte la sesión. Como una regla general, las restricciones de control de flujo deberán ser emitidas por un tiempo muy corto y la máquina destino no deberá ser desconectada durante este período. Como todas estas operaciones son ejecutadas es un problema terminal-usuario y frame relay sólo hace sugerencias.

6.5.5.3 Utilizando relojes ajustables para control de flujo de datos.

Otra propuesta para controlar el tráfico dentro y fuera de redes frame relay es utilizar relojes ajustables en la capa de transporte o red en la máquina terminal usuario. El aspecto atractivo de esta propuesta es que esta no requiere movimiento de la operación frame relay a la estación de trabajo terminal-usuario.

Estas operaciones se basan en la retransmisión de relojes los cuales son turnados cuando el tráfico es enviado a la red. Como se muestra en la figura 6.17, el reloj es inicialmente colocado para expirar en tres segundos. Sobre la expiración, si un acuse de recibo no ha sido retornado desde el receptor al emisor, el emisor tomará un tiempo fuera y volverá a enviar el tráfico, tal vez el ajuste del reloj refleja no-recepción del tráfico: si no el retraso en recepción de acuses de recibo. Los relojes no cambian con todas las retransmisiones; más bien, el retransmisor construye un perfil de los retrasos encontrados para un número de ACK's.

Asumiremos respuestas que son retornadas desde el usuario terminal de una manera oportuna. En la figura 6.17, el primer viaje circular (ida y vuelta) de transacción de retrasos es de 2.5 segundos (bueno, dentro de los límites del reloj de retransmisión T). La entidad transmisora mantiene los mismos tiempos fuera de digamos, 3 segundos.

Como hemos aprendido los perfiles se basan (fundamentan) en tiempos de respuesta. En el evento de que la congestión de red empieza a ocurrir, resultando en incrementos de retrasos, las respuestas arribarán más allá de la base (fundamento).T. Antes que los tiempos fuera apropiados ocurran y el tráfico sea reenviado, la entidad emisora ajustará su reloj a un valor largo; en este ejemplo el emisor cambia a T a 3.5 segundos. De esta manera, el tráfico no es enviado a la red con frecuencia y la red puede empezar a ajustar y drenar sus amortiguadores (buffers). En este ejemplo, el transmisor cambia su reloj a 3.5 segundos y continua contrayendo perfiles en las respuestas. Como la congestión disminuye y el viaje circular del retraso decrece desde 4 segundos a 3.3 segundos el reloj retransmisor permanece en 3.5 segundos. Los relojes pueden incluso decrecer aunque vuelvan mejor. Por ejemplo, la última parte de esta figura muestra un tiempo de retraso

circular (ida y vuelta) de 2.5 segundos el cual podría permitir al reloj retransmisor ser reducido a menos de 3.5 segundos.

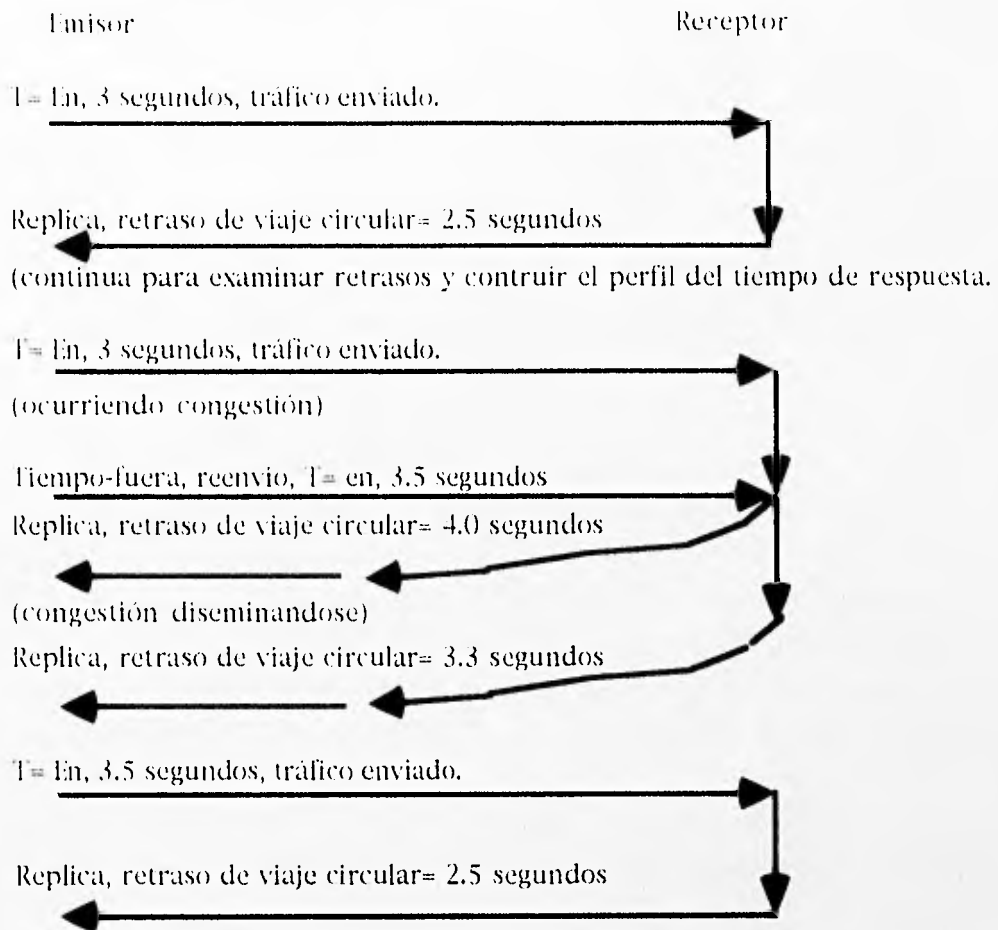


Figura 6.17 Relojes ajustables para control de flujo de tráfico.

6.5.5.4 Estimación de relojes para tiempos fuera y retransmisiones.

Los usuarios de frame relay pueden implementar suposiciones TCP para estimar un valor para la función de retransmisión, tiempo fuera y concluir con cambios recientes a el algoritmo de retransmisión TCP.

Escoger un valor para el reloj retransmisor es engañosamente complejo. La razón de esta complejidad es el resultado del hecho que (a) el retraso de recepción de conocimientos desde el servidor (host) receptor varía en un internet; (b) los segmentos enviados desde el transmisor posiblemente se pierdan en el internet, el cual obviamente invalida cualquier retraso de viaje circular estimado para un conocimiento sin ocurrir; y (c) de acuerdo con (b), los conocimientos en el receptor posiblemente también sean perdidos, lo cual también invalidará el viaje circular de retraso estimado.

Porque de estos problemas, TCP no utiliza un reloj fijo de retransmisión. Mas bien, utiliza un reloj adaptativo de retransmisión que se derivó de un análisis del retraso encontrado en los acuses de recibo de recepción desde servidores (host) remotos.

El tiempo de viaje circular (RTT, Round-trip Time) se deriva adicionando el retraso de envío (SD, Send Delay), el tiempo de procesamiento (PT, Processing Time) en el servidor remoto y el retraso de recepción (RD, Receive Delay). Si el retraso no fuera variable, este simple cálculo debería ser suficiente para determinar un reloj de retransmisión. Sin embargo, como en el estado anterior, ya que el retraso en el internet es frecuente y altamente variable, otros factores deberían ser considerados.

La suposición se tomo con versiones anteriores de TCP analizando cada muestra de viaje circular y desarrollar un promedio de RTT para el retraso. Esta simple fórmula para RTT es un valor de importancia basado en lo siguiente:

$$SRTT = (a * OSRTT) + ([1 - a] * NRTT)$$

donde :

SRTT= tiempo de viaje circular suavizador.

a= factor suavizador (rango cerrado a 1 para acomodar los cambios que permanecen de un período corto).

OSRTT= suavizador mayor RTT (cierra a 0 para responder a los retrasos rápidos).

NRTT= La nueva muestra RTT.

El siguiente paso en el cómputo del valor del reloj es aplicar un factor de importancia para el RTT como sigue:

$$VT = b * SRTT$$

donde:

VT= valor para tiempo fuera.

b= un factor de importancia constante el cual deberá ser más grande que RTT.

En suma, algunas implementaciones harán variar esta fórmula, como sigue:

$$VT = \min(\text{Ubound}, \max[\text{Lbound}, \{b * SRTT\}]).$$

donde:

Ubound= límites superiores sobre tiempos fuera.

Lbound= límites inferiores sobre el tiempo fuera.

Este método del cálculo de la variable para el tiempo fuera no trabaja bien debido a el retraso variable y la pérdida de acuses de recibo dentro de internet. Idealmente, uno desearía el reloj de tiempo fuera para estar completamente cerrado para RTT. Sin embargo, debido a la naturaleza variable del RTT, esta descubrirá que el reloj de tiempo fuera expirará también rápidamente en muchas instancias y resultará en innecesarios segmentos empezando a reintroducirlos dentro de la red frame relay. Por otra parte, con un valor pequeño para el tiempo fuera, los segmentos perdidos son manejados más rápidamente.

Una solución al problema fue provista por Phil Karn y es conocida como algoritmo Karn. La propuesta es de dos-dobles: (a) TCP no modifica su estimación para cualquier retransmisión de segmentos y (b) el tiempo fuera se incrementa en cada tiempo que el reloj expira e inicia una retransmisión. El lector probablemente reconozca que esta propuesta es completamente similar al algoritmo Ethernet back-off excepto que Ethernet utiliza un back-off exponencial en el aspecto de incrementar colisiones de tráfico en la red.

La fórmula de Karn es:

$$NVT = MF * VT$$

donde:

NVT= nuevo valor para el tiempo fuera.

MF= un factor de multiplicación (usualmente un valor de 2 o una tabla de valores).

La propuesta es para volver a calcular el RTT sobre un segmento que no fue retransmitido. Trabaja suficientemente bien excepto con un Internet con largas variaciones en RTT. El requerimiento (petición) de espera (RFC, Request For Comments) 112 concede que la propuesta original TCP para tiempos fuera y retransmisión es inadecuada. Con nuevos sistemas, la aproximación lento-empiezo Van-Jacobsen se utiliza en tiempos fuera, TCP cierra su ventana a uno. En la recepción de un ACK, este abre su ventana a un medio del tamaño de ventana fuera antes de que el tiempo fuera ocurra.

Finalmente, las nuevas implementaciones TCP toman ventaja de la distribución de Poisson y la utilización de factores de red bis-a bis RTT. Esta propuesta utiliza cálculos adicionales que se toman dentro del estado de variación de retraso como una función de utilización de red.

6.5.5.5 Utilizando el protocolo de control de enlace lógico (LLC, Logical Link Control) para control de flujo.

Otra posibilidad para proveer al dispositivo de usuario la habilidad para control de flujo de datos en la red frame relay, es utilizar la capa de control de enlace lógico (LLC) de la LAN IEEE802.

Esta capa es actualmente la subcapa de la capa de enlace de datos y ésta corre encima de la subcapa baja de red, llamada capa control de acceso al medio (MAC, Media Access Control). LLC puede ser configurado como una operación de tipo 2, la cual utiliza el procedimiento HDLC de modo balanceado asíncrono de colocación extendida (SABME, Set Asynchronous Balanced Mode Extended). Con este

procedimiento, la trama HDLC no lista para recibir (RNR, Receive not ready) puede ser enviada a una estación en la LAN para control de flujo saliente en esa estación. Como se muestra en la figura 6.18, para que esta operación trabaje, ahí debería existir un software adicional almacenado en el ruteador el cual entiende que un BECN=1 asociado con un DLCI podría ser trazado a una sesión LLC residente en la LAN. Como este trazó ocurrirá dependiendo enteramente en como (e incluso si) el LLC de sesión tipo 2 se establece en la red.

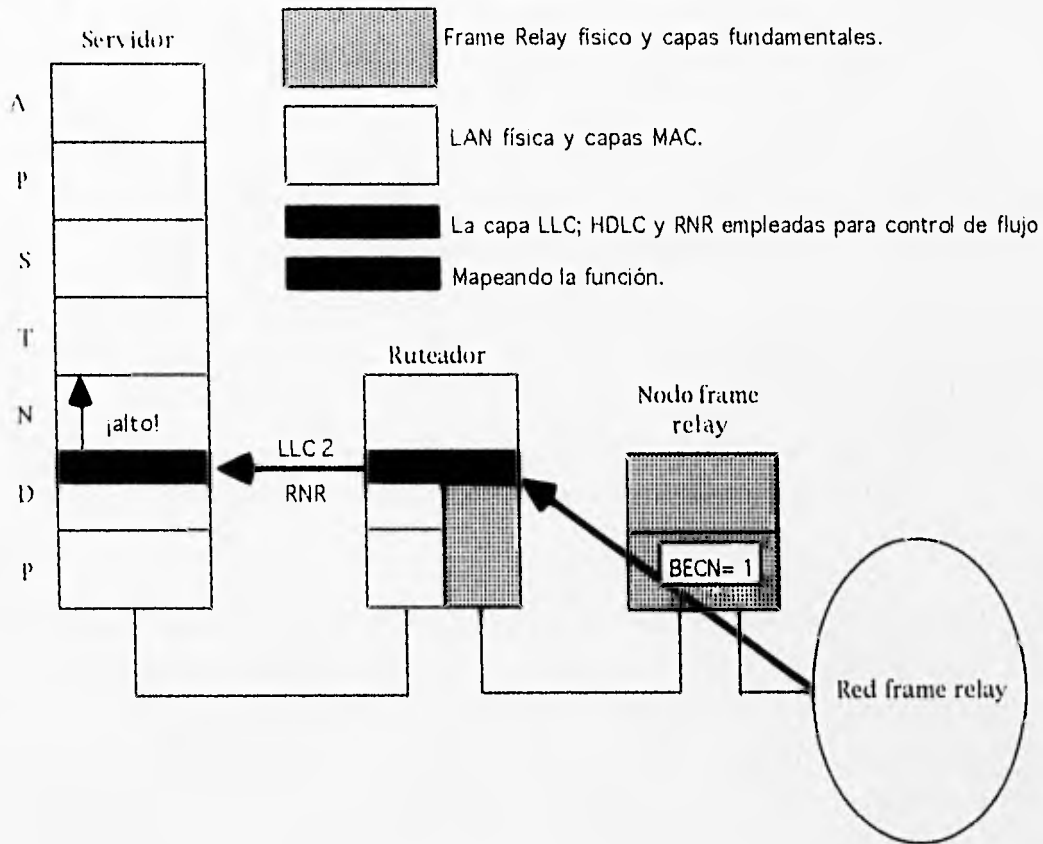


Figura 6.18 Utilizando LLC para control de flujo.

Un problema es que muchas LAN's, con la notable excepción de IBM, escogen no utilizar LLC de tipo 2 con todas sus características de control de flujo. Más bien, ellos adoptan LLC tipo 1 la cual provee operaciones casi sin conexión. Por consiguiente, esta brillante idea no será de utilidad si las implementaciones no están utilizando LLC tipo 2. Incluso si lo hacen, el diseñador dará consideraciones útiles

antes de mover este tipo de función de control por detrás del nodo frame relay. En cualquier evento, la ilustración se provee no para sugerir que esta es una solución ideal, si no para dar al lector algunas ideas de como el protocolo lleno puede ser utilizado.

ASCOM Timeplex
Time/LAN 100 ruteador/puente empiezan a amortiguar cuando este recibe cinco tramas consecutivas de un DLCI con el bit BECN colocado.
Salida reducida por 1/8 del CIR con este decremento hasta la salida es 1/2 CIR.
Cuando cinco tramas consecutivas de DLCI con el bit BECN no colocado, esto aumenta la salida en incrementos de 1/16 de CIR.
Sistemas Cisco
Marcas estadísticas en recepción de bits FECN y BECN aunque tomadas en no acción.

Tabla 6.5 Aproximaciones para administración de congestión

La red frame relay informa al ruteador que un DLCI esta creando congestión por estar enviando al ruteador un BECN=1 y un apropiado DLCI (o DLCI's). La función de trazado en el ruteador traslada el DLCI a una dirección local. Ya que LLC esta empleado, el punto de acceso de servicio fuente (SSAP, Source Service Access Point) LLC debería ser utilizado ya que éste identifica la entidad arriba de la capa LLC que esta enviando el dato. Después, la capa LLC en el servidor debería emitir una señal de control de flujo (¡Stop!) a esta entidad.

6.5.5.6 La propuesta de ruteadores para emitir control de flujo.

Los vendedores varían en cómo ellos operan con los bits BECN y FECN de la trama frame relay. Algunos vendedores leerán estos bits pero no actuarán sobre ellos. Otros leerán los bits y acumularán estadísticas sobre ellos. Otros vendedores

colocarán los bits y actuarán sobre ellos en el receptor y algunos vendedores harán nada con ellos.

Como ejemplos (ver la tabla 6.5), ASCOM Timeplex en su Tiempo/LAN100/ruteador/puente empieza a amortiguar tramas sobre recepción de cinco tramas consecutivas con respecto a un DLCI con el bit BECN fijo. Este continuará para reducir la salida en este DLCI por 1/8 de CIR hasta que la salida sea 1/2 del CIR. Sobre la recepción de cinco tramas consecutivas del DLCI con el bit BECN no fijo, el ruteador de Tiempo/LAN luego incrementará sus salidas en incrementos de 1/16 del CIR. La idea es reducir tráfico muy rápidamente y traer tráfico gradualmente dentro de la red.

Los sistemas Cisco tienen récords estadísticos sobre recepción de bits BECN y FECN pero no toma acción sobre ellos. Un sistema Dynatech no toma acción sobre los bits BECN y FECN, o bits de elegibilidad descartada.

Agotado todo, nosotros simplemente tendremos que esperar a ver como las redes frame relay se desarrollan con respecto a control de flujo, rendimiento y retraso.

6.5.6 Interpretaciones DLCI.

El tráfico frame relay se cambia entre los usuarios de la red por el mapeado del tráfico DLCI desde una línea de salida a una línea de entrada. El usuario final es responsable de la construcción de la trama frame relay y de colocar un valor de DLCI en el campo de dirección de la trama. Dada esta información, la red frame relay debe relevar este tráfico a una correspondiente línea de entrada DLCI.

En la figura 6.19, la línea de entrada del ruteador A hacia el conmutador frame relay A esta enviando tráfico conteniendo los DLCI 4, 5 y 6. La tabla de ruta del conmutador A frame relay releva que: el DLCI 4 es para ser enviado al conmutador frame relay B y el DLCI cambia a un valor de 1; El DLCI5 es para ser enviado al conmutador frame relay C y el DLCI es cambiado a un valor de 2 y el DLCI6 esta para ser enviado a través del conmutador A hacia el ruteador D.

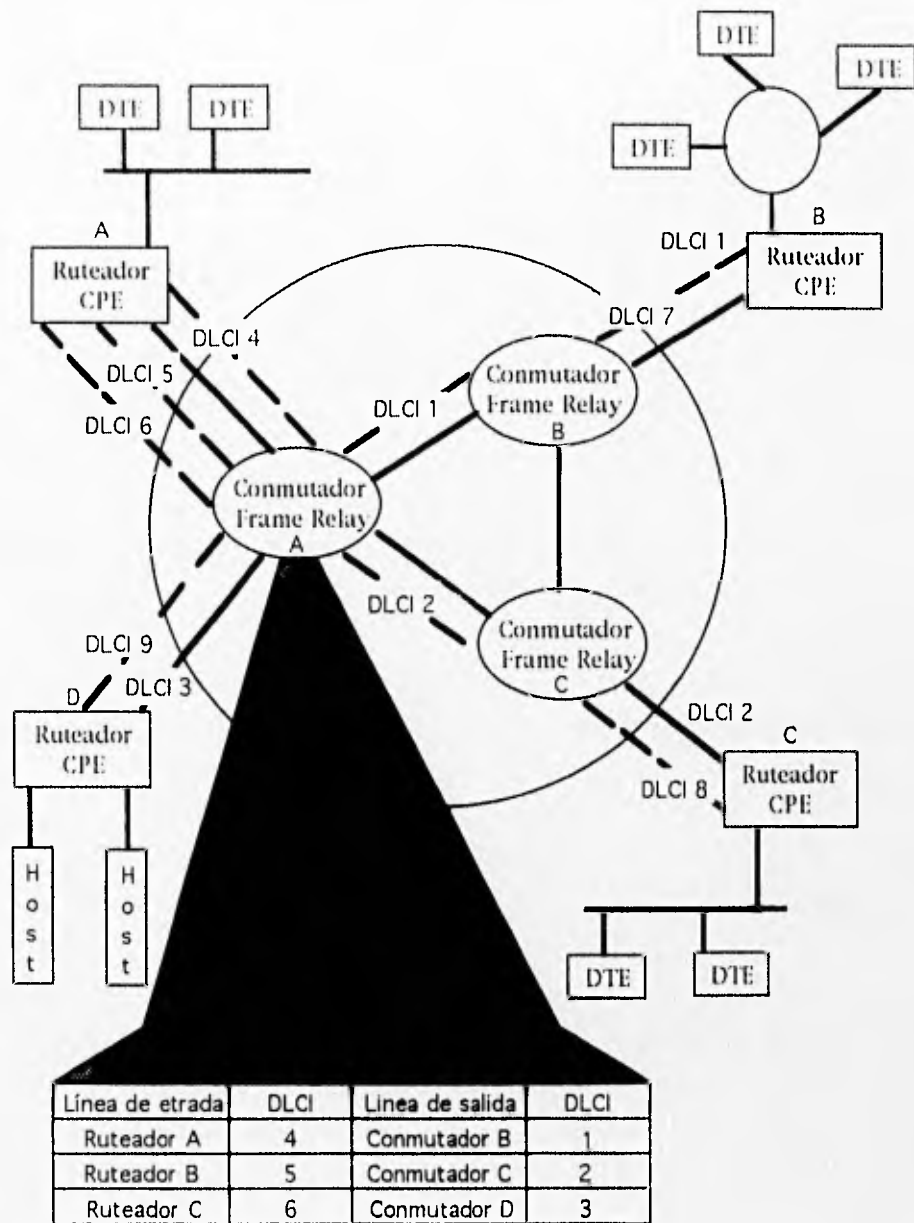


Figura 6.19 Mapas DLCI.

6.5.6.1 Significación local.

Los DLCI's pueden ser administrados tal que los números puedan ser reutilizados dentro de una red. Esta propuesta es conocida como significación local y permite a más circuitos virtuales (VC) ser creados en una red frame relay, porque los valores DLCI puedan ser reutilizados. Sin embargo, con el fin de que esta capacidad sea utilizada, debería ponerse cuidado en que el número de DLCI tienen sólo significación local y no se reconocen para otros ruteadores.

Por ejemplo, en la figura 6.20, el tráfico entre el ruteador A y B utiliza un localmente valor significativo DLCI de 4 para identificar las salidas VC del ruteador A con el ruteador B DLCI1 (en su entrada VC).

El DLCI 4 es utilizado otra vez; pero la relación es solo entre el ruteador D y C. En este ejemplo, el DLCI4 del ruteador D es la salida VC para la entrada VC del ruteador C con el valor del DLCI=2.

La figura 6.11 muestra como los DLCI pueden ser asociados unos con otros. En este ejemplo, los DLCI's tienen significación local con el DLCI4 siendo utilizado más de una vez en la red frame relay.

Cada conmutador contiene una tabla la cual identifica varios DLCI's con sus líneas de usuario asociadas y su troncalización de interfases. Desde la perspectiva del conmutador X, el DLCI4 esta asociado con la línea A. El conmutador X releva este tráfico a través de la troncal 5 al conmutador Y. En la medida que se este haciendo, éste traslada el DLCI4 a el DLCI45. En el conmutador Y frame relay, el DLCI45 es trasladado al DLCI1 y presentado a el equipo de usuario a través de la línea C.

El conmutador C también contiene información acerca del trazo del DLCI17 desde el enlace E a la troncal 7 utilizando el DLCI70. De nuevo, el conmutador Z recibe una trama con el DLCI70 desde la troncal 7 y por medio de una simple tabla busca para discernirs que este tráfico esta destinado para el DLCI2 a través de la línea D.

Finalmente, como hemos aprendido de la figura 6.20, los conmutadores frame relay están permitiendo también hacer relevos locales. En la figura 6.21, el DLCI14

se envía al conmutador desde la línea A. Otra vez, una simple tabla vista arriba revela que este tráfico es designado a un destino local. Por consiguiente, la trama es enviada a la línea B con el DLCI cambiado a el valor de 20.

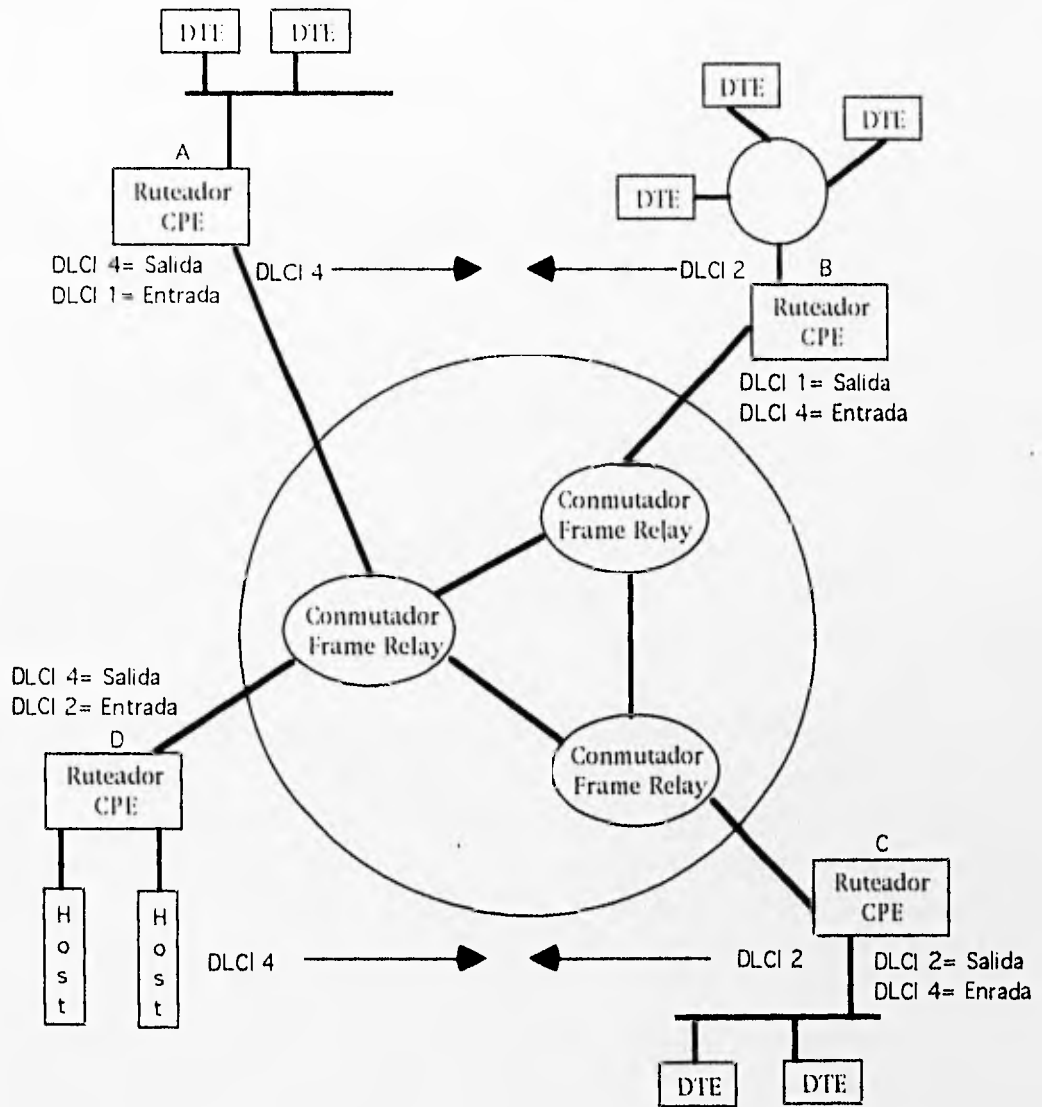


Figura 6.20 DLCIs: El DLCI 4 (y otros) tienen significación local.

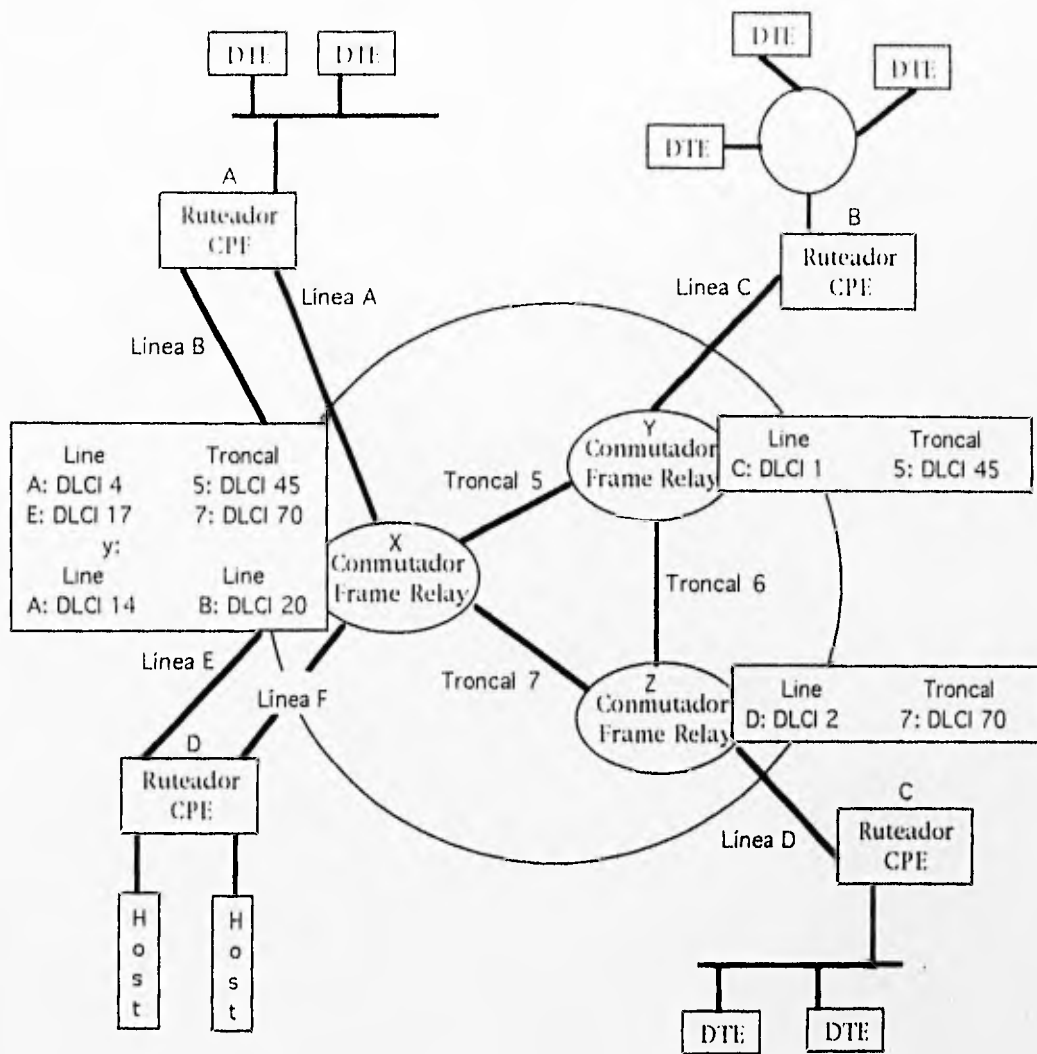


Figura 6.21 Asociación de DLCIs, líneas ids y troncales ids.

6.5.6.2 Significación global.

Un número de opciones adicionales han sido propuestas por el estándar frame relay. La opción del direccionamiento global permite a un DLCI ser asignado tal que un número tiene significación universal (ver figura 6.22). Esto significa que el número de "puntos" va hacia le mismo destino sin tomar en cuenta al ruteador fuente.

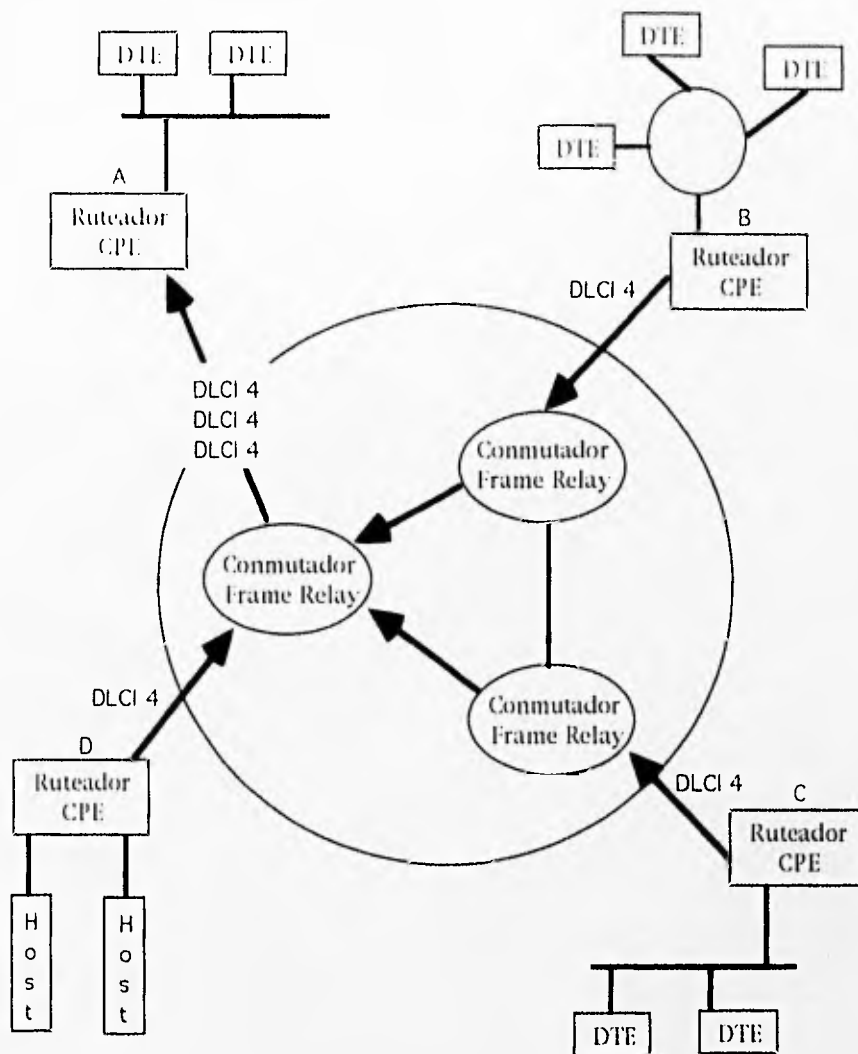


Figura 6.22 DLCIs y direccionamientos globales. Los DLCIs 4 (y otros) tienen significación global.

La idea detrás del direccionamiento global es para simplificar la administración del direccionamiento, pero este deberá reconocer que, con el encabezado de trama de dos-octetos, este permitirá 1024 DLCI's en la red entera porque los DLCI's no pueden ser reutilizados en otro puerto. Actualmente, el estándar solo hace viables 992 puertos porque 32 DLCI's están reservados para administración interna de la red. De cualquier manera, el encabezado puede ser expandido para más valores de DLCI.

El uso de DLCI's globales en PVC's requiere que los DLCI's sean preasignados y se utilicen uno a la vez hasta el final de la red. Cada conmutador frame relay tiene tablas las cuales proveen instrucciones sobre como rutear el tráfico entre los conmutadores y los dispositivos terminal-usuario.

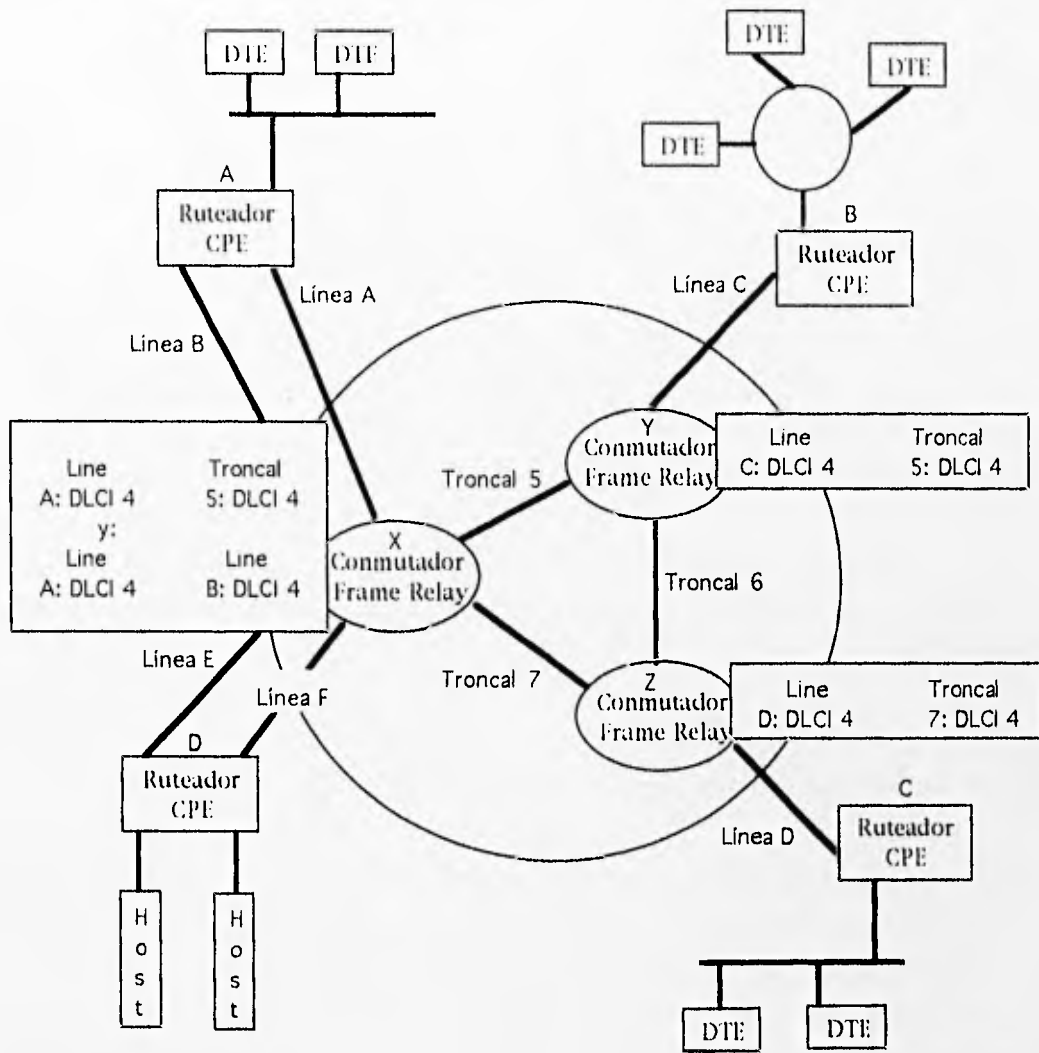


Figura 6.23 Como los conmutadores visualizan los DLCIs globales.

Con esta propuesta, el conmutador frame relay no necesita ser atareado con traslado de DLCIs. En el ejemplo mostrado en la figura 6.23, el DLCI14 es colocado en la

trama original y este valor queda igual hasta el final de la red, siendo tan bueno como entre dispositivos terminal-usuario.

Un direccionamiento global simplifica el trazo de los conmutadores pero esto restringe el número de DLCI que pueden ser utilizados. Esta restricción probablemente no represente un problema serio porque el campo de dirección DLCI puede ser incrementado desde dos a tres o cuatro octetos para obtener un rango largo de valores DLCI.

6.5.7 Multirreparto.

Algunos vendedores utilizan una característica frame relay llamada multicasting (multiemisión ó multirreparto). Como se describe en la figura 6.24, esta es una tecnología de semibroadcast (semi-emisión ó semi-difusión) en la cual múltiples ruteadores son identificados con un DLCI.

Un ruteador solo necesita enviar una copia de la trama con un valor DLCI reservado en el encabezado. La red requerirá luego duplicar la trama y repartir copias a un conjunto de líneas DLCI.

6.5.7.1 Multirreparto de un-camino, dos-caminos y n-caminos.

La operación multicasting de un-camino se nombra así porque una estación de usuario envía una trama a la red. Esta trama es luego multirrepartida a múltiples estaciones directamente por la red frame relay. Esta operación de multirreparto trabaja solo en un camino. Esto significa que otras estaciones que no sea el originador no pueden enviar tráfico de vuelta a esa estación. También, un-camino significa que las tramas no pueden ser enviadas desde la red a el subscriptor. Adicionalmente, las tramas transmiten desde el originador que arriba con la recepción de estaciones de multirreparto, que tiene las mismas características como cualquier otra operación convencional DLCI. Por consiguiente, este es el trabajo de la red frame relay para multirrepartir el tráfico a los recipientes propios. Las estaciones terminal-usuario no son afectadas tan severamente como los cambios de operaciones en la interfase frame relay.

La operación multirreparto de un-camino puede ser utilizada en una variedad de caminos. Una operación que viene a preocupar debería ser el correo electrónico de ancho reparto. Otra operación (la cual debería ser probablemente más práctica) es cuando las estaciones receptoras son nodos de la red (tales como ruteadores) y las tramas de multirreparto son utilizadas con propósitos de control (tal como verificación de presencia de estaciones) para probar la validez de los DLCI's.

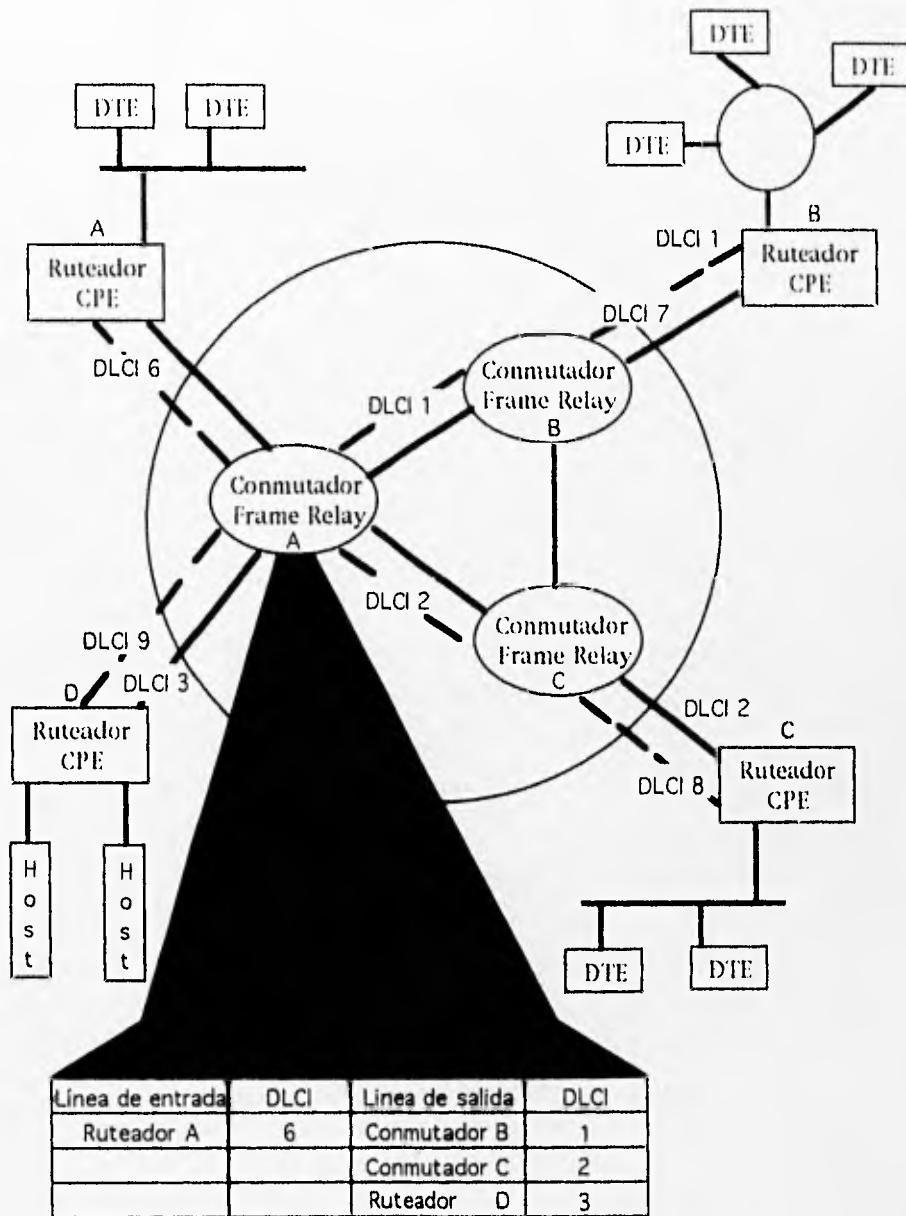


Figura 6.24 Multirreparto.

La operación de multirreparto de dos-caminos es también nombrada así, porque las estaciones que reciben el tráfico original de multirreparto están permitiendo retornar tráfico de vuelta a la estación originadora. Esta propuesta es llamada servicio de multirreparto amo/esclavo con un amo designado que tiene de 2-a-n esclavos. El originador de la transmisión multirreparto es el amo y los receptores del servicio de multirreparto son los esclavos. Las estaciones receptoras están permitiendo retornar datos a la estación amo después de la recepción de la transmisión de multirreparto.

La última operación de multirreparto es multirreparto de n-caminos. Esta es una relación mucho-a mucho donde todas las estaciones pueden participar en cada dirección del flujo de tráfico. La corporación Sprint Communications ha subemitido propuestas para el foro Frame Relay para servicios de multirreparto.

El multirreparto de un-camino estipula que el subscritor que envía el multirreparto tiene conexiones PVC para todas las estaciones las cuales están invitando a recibir las tramas. El conmutador frame relay reconoce los DLCIs relacionados con multirreparto y el envío del tráfico a los miembros del grupo de multirreparto. Una a la vez esas tramas son enviadas por el conmutador frame relay, ellas son tratadas como tráfico regular directamente por la red frame relay.

Del mismo modo, las tramas que arriban al destino no tienen diferentes características que las tramas convencionales sin multirreparto. Una variante del multirreparto de un-camino es el multirreparto de dos-caminos. Este trabaja de la misma manera que el de un-camino con la excepción que las estaciones de multirreparto están autorizadas para transmitir tramas en otras direcciones (es decir, las tramas pueden ser transmitidas en ambas direcciones).

6.5.8 Otros aspectos de operaciones frame relay.

6.5.8.1 La interfase de administración local (LMI, Local Management Interface).

Debido a algunos problemas de implementaciones anteriores de las interfases frame relay, un número de vendedores de frame relay disfrutaban junto con los diseñadores de pocos procedimientos adicionales que son llamados colectivamente: Interface de Administración Local (LMI). El propósito de la LMI es definir un conjunto de procedimientos y mensajes para administrar PVCs y enlaces físicos con el suscriptor de interfase de red (SNI, Subscriber Network Interface).

La LMI contiene dos extensiones comunes y un número de extensiones opcionales. Las extensiones opcionales se marcan con direccionamientos globales y multirrepartos, los cuales fueron introducidos anteriormente en este capítulo. Las extensiones comunes son explicadas en esta sección.

6.5.8.2 Los mensajes LMI.

Los mensajes LMI utilizan la trama HDLC de información no-numerada (UI, Unnumbered information) y la interfase red-a-red (NNI, Network-to-Network Interface) con mensaje modificado Q.931 (el cual es cubierto en el punto 6.9). La figura 6.25 muestra el formato del mensaje LMI. Para propósitos del LMI, el campo discriminador de protocolo es fijado en 00001001 para identificar un mensaje LMI (en comparación a un mensaje Q.931 con 00001000). El campo de referencia de llamada es siempre 00000000 para un mensaje LMI. El campo de tipo de mensaje se codifica para indicar unos estados ó mensaje de petición de estado. El estado mensaje se envía desde la red a el usuario y el mensaje de petición de estado se envía desde el usuario a la red.

Seguido, los elementos de información pueden ser codificados para indicar: (a) un reporte de mensaje de tipo de elemento, (b) un elemento activo guardado ó (c) un elemento de estado PVC. El tipo de mensaje de reporte identifica si el elemento tiene

un estado de mensaje completo ó uno que contiene secuencia de números se son cambiados entre usuario y la red.

El DLCI 1023 ha sido reservado para la identificación de un mensaje LMI. La operación LMI utiliza el estado ISDN y el mensaje de petición de estado discutidos en el punto 6.8. El propósito de estos mensajes de esta parte del LMI es la de obtener información acerca de los DLCIs entre el cliente CPE y la red.

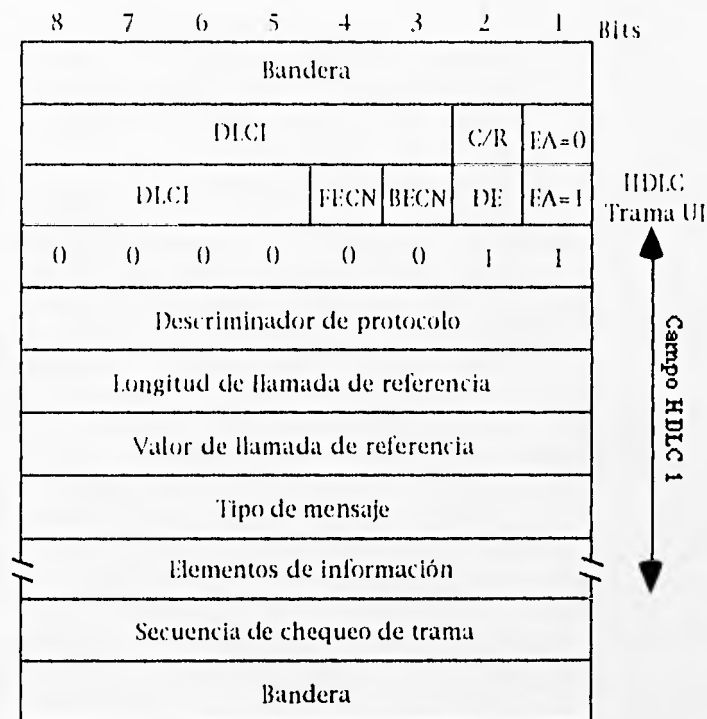


Figura 6.25 El formato de mensaje LMI.

La figura 6.26 muestra las más comunes operaciones entre el usuario y la red. El primer ejemplo ilustra que el usuario envía un mensaje de petición de estado (SE, Status Enquiry) a la red el cual contiene el envío y recepción de número de secuencia. El número de secuencia enviado es un valor que esta incrementado en uno por el originador del mensaje SE y el número de secuencia recibido es un valor de la última recepción de número de secuencia enviado desde la red.

El estado de mensaje (S, Status) tiene un conjunto de números de secuencia complementarios que trabajan en dirección opuesta. Como muestra la figura, el dispositivo de usuario envía el mensaje SE a la red con el número de envío= 4 y número de recepción= 3. Esto significa que el dispositivo de usuario recibió el 3 como último número de secuencia enviado desde la red y ahora el usuario se encuentra enviando su propio número 4. En turno, la red retorna su nuevo número de secuencia enviado 4 e indica que este ha recibido el número de secuencia 4 del usuario. Estos mensajes son activados por relojes y sirve para mantener la red y sincronizar nodos de usuario con respaldo para otras habilidades; entonces ellos son llamados mensajes hola ó de escuchar latidos.

El segundo ejemplo muestra que el mensaje SE cuestiona a la red por un estado de PVCs activos. La red responde con un estado completo en todos los PVCs. El tercero y último ejemplo muestra que el mensaje SE cuestiona por un estado de PVCs nuevos y la red responde.

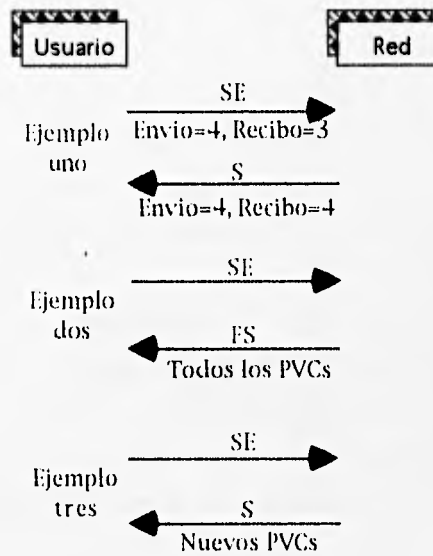


Figura 6.26 Operaciones LMI.

6.6 Descripción del Servicio.

6.6.1 Frame Relay y los Planos C-, U- y M

El servicio frame relay es proporcionado por los procedimientos de plano ISDN C plano U. Las llamadas virtuales pueden ser establecidas sobre una necesidad básica en cuyo caso son negociadas durante el establecimiento de la llamada a través del establecimiento del plano C. El plano C es un canal lógico de señalización fuera de banda implementado por medio del canal D. El procedimiento del plano C también puede ser establecido en base a una llamada virtual permanente, en cuyo caso el DLCI y los parámetros de servicios de calidad asociados (QOS) deben ser definidos por una operación específica administrativa.

Los usuarios de la interfase de red ISDN es mostrada en la figura 6.27 esta modelada en 7 capas de acuerdo con OSI. Si bien ISDN opera en las tres capas inferiores de el modelo OSI. Para la interfase de red usuario tres planos de señalización son utilizados. A medida que sea permitido, el plano de control (plano C) convivirá por sí mismo con: llamadas establecidas (verificadas), circuitos establecidos y el manejo de conexiones.

Por ejemplo, un procedimiento de plano C podría ocurrir con la operación del plano D. El uso de plano C esta destinado para soportar un máximo rango de servicios integrados, tal como control de llamada y operaciones OAM&P (Operación, Administración, Mantenimiento y Abastecimiento (Supervisión)).

El plano de usuario U (plano U) contiene la operación, definición de servicios y los protocolos necesarios para el intercambio de datos de usuario. En una interface de red a usuario o ISDN, estos datos se relacionan para correr aplicaciones sobre canales ISDN, D,B O H. Finalmente, el plano de administración (plano M) es empleado para la operación de administración entre los planos U y C.

El servicio frame relay utiliza el servicio de portadora ISDN (capas 1-3 de ISDN). Un servicio de portadora a través de frame relay opera proporcionando una transferencia bidireccional de tráfico de usuario desde la interface S o T hacia la otra interfase S o T. La ruta a través de la red es proporcionada por el uso de una etiqueta adjunta, la cual esta en el campo DLCI dentro del servicio de frame relay.

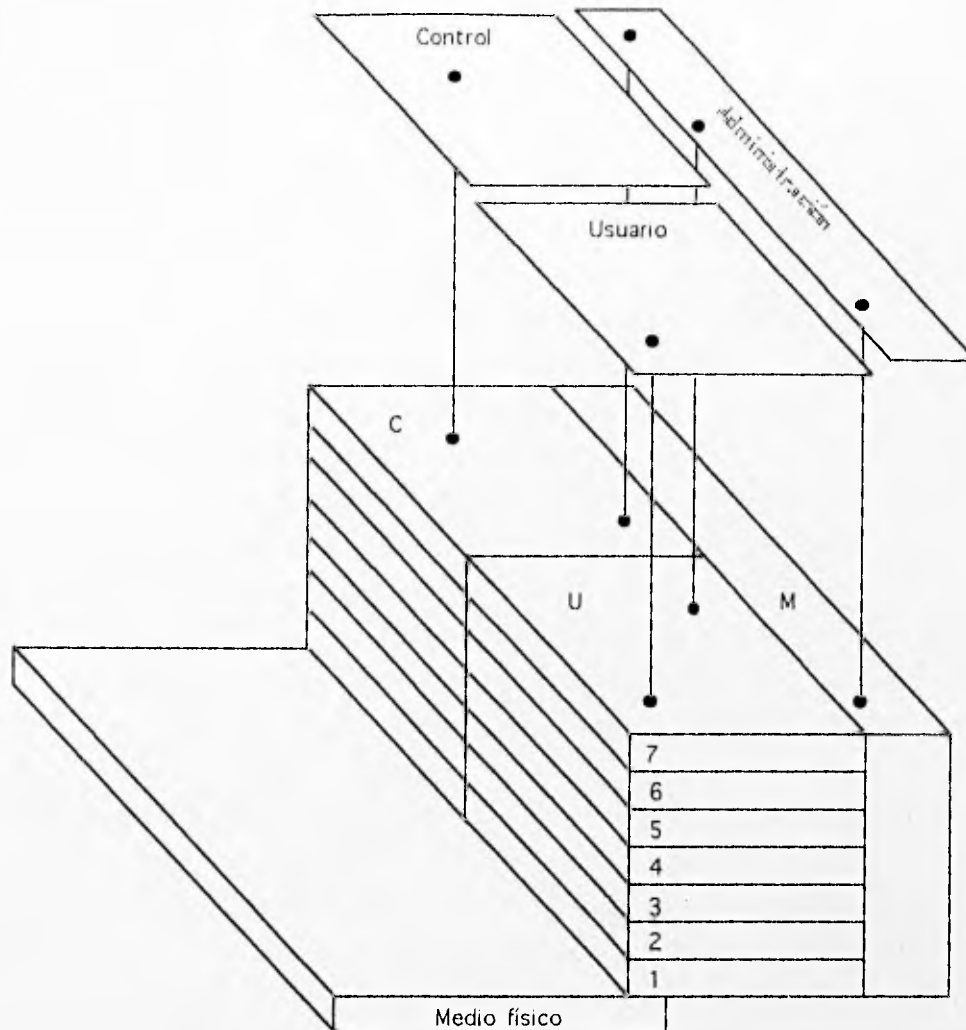


Figura 6.27 Los planos C, U y M.

Aunque las características QOS pueden ser negociadas (en sistemas conmutados), la negociación debe ocurrir en el plano C solamente. Para circuitos virtuales permanentes el QOS es predefinido con un apropiado valor DLCI. La normas exigen que el orden de las unidades de datos de servicio (SDU's) de frame relay deben estar preservados de las interfases S/T hacia S/T.

La red detecta errores pero la red no actuará sobre ellos. Los acuses de recibo negativo (NAK's) y los positivos (ACK's) no son empleados. En efecto, los DSU's son enviados transparentemente a través de la red.

6.6.2 Arquitectura de interfase usuario-red frame relay.

El servicio frame relay esta modelado sobre la arquitectura de capas OSI y la arquitectura ISDN relacionado con los planos C y planos U. Para frame relay, la red no soporta completamente las características del protocolo de capa 2 de Q.922, soporta solamente los aspectos centrales (esenciales) de Q.922 (reconoce que Q.922 es derivación de Q.921). Los servicios esenciales ofrecidos pueden ser hechos (realizados) en la interfase de acceso básico ó acceso primario y sobre canales ISDN B, D y H. Un servicio de portadora frame relay es apropiado solamente cuando las funciones de no usuario son implementadas por encima de las funciones esenciales en la red. Es decir, las funciones por encima de las funciones esenciales deben ser implementadas sobre una base punto a punto, no en una fase usuario-red. Esta arquitectura esta diseñada para simplificar procedimientos establecidos en otras normas, a pesar de todo permitira a estas normas mantener los servicios adicionales los cuales serán negociados (si se necesitará) en el plano C antes de que ocurra una transferencia de datos. Después la transferencia de datos ocurre en el plano U realizada sobre una base muy sencilla de interconexión menor.

Las figura 6.28 y 6.29 representan la arquitectura del protocolo frame relay ANSI. Las bases de ANSI para su plataforma frame relay se encuentran en las normas Q.921/Q.922, el documento ANSI T1.602 es hómologo a la norma Q.921/Q.922 del CCITT. La implementación de ANSI de la capa física de ISDN, fue publicada en el ANSI T1.601-1988, *Red Digital de Servicios Integrados* -interfase de acceso básico para uso sobre malla (lazo) metálica para aplicaciones en el lado de red del NT (Especificación de Capa 1). El plano C utiliza el canal D de acuerdo con ANSI T1.601-1988. El plano U puede utilizar algún canal (esto es, el canal B,D o H). Típicamente, requerimientos adicionales serán reconocidos (colocados) en terminales (tal como el control de secuenciamiento y flujo) debido a que las funciones esenciales no proporcionan estos servicios. Dejó abierto en los documentos normalizados ser un usuario específico de servicios. Esta observación bastante inocua parte de que el modelo es la punta de un iceberg. Frame Relay después de establecer una conexión con cualquier operación PVC o SVC, no hace el intento para administrar el tráfico de usuario (parte de alguna simple notificación de congestión y de un bit de función de descartación). Por consiguiente la integridad de los datos es un requisito para el usuario. De este modo, las opciones de usuario especificadas aceptan un papel

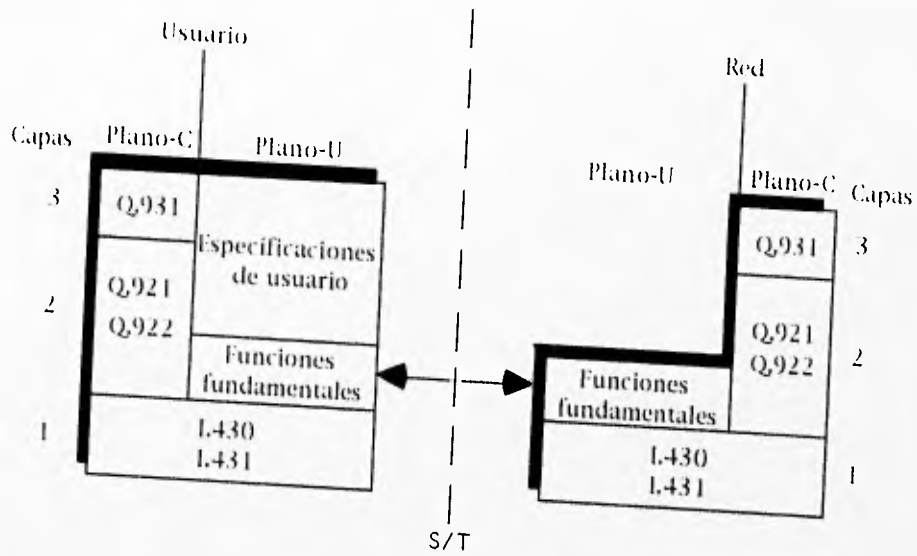


Figura 6.28 La configuración ANSI de usuario-red (protocolos basados en CCITT).

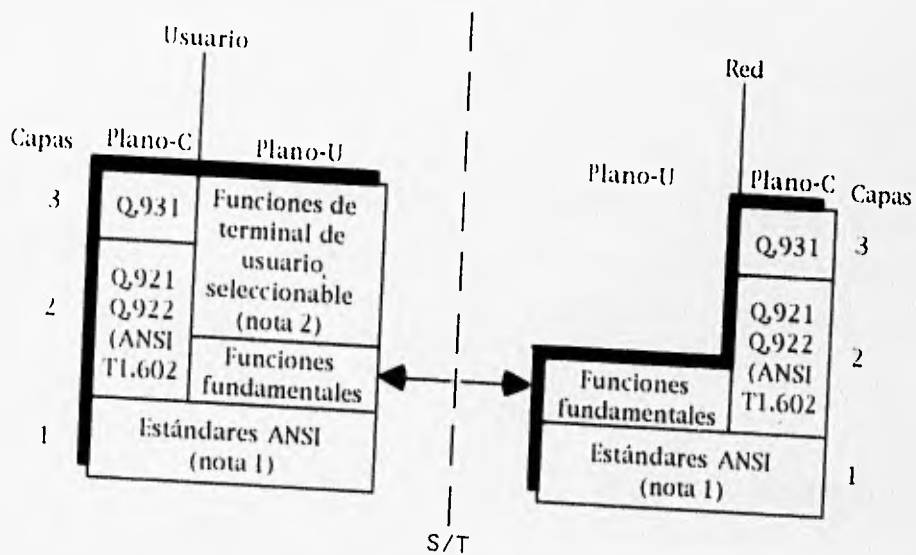


Figura 6.29 La interfase ANSI usuario-red (relaciones de ANSI y CCITT). Notas: (1) El plano-C utiliza el canal D (ver las recomendaciones Q.931 y ANSI T1.601-1988); (2) el plano U utiliza los canales D, B ó H. Requerimientos originales (tal como control de congestión) probablemente sean colocados en las terminales.

6.6.3 Atributos del Servicio.

6.6.3.1 Atributos de transferencia de información.

El ANSI y el CCITT publican un suplemento de información sobre los servicios de portadora por relevo de tramas. Esta información proporciona un resumen conveniente de las principales características del protocolo. Los atributos de transferencia de información definen información tal como, el tipo de modo de transferencia, el índice de transferencia de información puede ser el tipo de establecimiento de comunicación, y la naturaleza de como el tráfico es enviado a través de la línea. Generalmente las normas ANSI y CCITT son las mismas en cuanto a los atributos de la transferencia de información. Existen diferencias de edición (redacción). Por ejemplo, el CCITT define su modo de transferencia de información como tramas, mientras ANSI lo relaciona como paquetes (que son aspectos contradictorios de frame relay), La tabla 6.6 define los atributos de transferencia de información del ANSI y del CCITT.

Atributos de transferencia de información
Modo de transferencia de información: Trama (paquete dentro de T1.606)
Índice de transferencia de información: Menor que ó igual al máximo índice de canal de bit de usuario.
Capacidad de transferencia: Ilimitada
Estructura: Unidad de servicio de datos (SDU, Service Data Unit) integridad.
Establecimiento de comunicación: Demandada, permanente
Configuración: Punto-a-punto

Tabla 6.6 Atributos de transferencia de información.

6.6.3.2 Atributos de acceso.

El ANSI y el CCITT también definen los atributos de acceso para los servicios de frame relay. En esencia, los atributos de acceso describen los tipos de canales que son utilizados y los protocolos particulares que son requeridos en cada capa, ambos para acceso de información y señalización (acceso de control). La tabla 6.7 resume los valores del CCITT para sus atributos de acceso. Los atributos de ANSI son los mismos con diferencias menores de edición.

Atributos de acceso
Canal de acceso: D, B ó H
Protocolo de acceso de señalización, capa 1: I.430 ó I.431.
Protocolo de acceso de señalización, capa 2: Q.921.
Protocolo de acceso de señalización, capa 3: La serie Q.930.
Protocolo de acceso de información, capa 1: I.430 ó I.431.
Protocolo de acceso de información, capa 2, funciones fundamentales: Funciones fundamentales de Q.922.
Protocolo de acceso de información, capa 2, control de enlace de datos: Especificaciones de usuario.

Tabla 6.7 Atributos de acceso.

6.6.3.3 Atributos generales.

El ANSI y el CCITT difieren en sus definiciones de atributos generales. La principal diferencia es en sus servicios suplementarios. En estos momentos el CCITT tiene una lista provisional de servicios suplementarios, mientras el ANSI tiene servicios suplementarios definidos en lo que respecta a investigaciones recientes. Ambas organizaciones tienen un listado QOS de estudios nuevos. Así como un escrito de estos esfuerzos del CCITT y ANSI que no tienen mucho de información útil. Las referencias del CCITT de la serie I.500 para posibilidades de interconexión, mientras que el ANSI describe las posibilidades de interconexión en la sección 7.2.1 de ANSI T1.606-1990. La tabla 6.8 resume los atributos generales del CCITT y del ANSI.

Atributos generales
Servicios suplementarios: Note que varios son provisionales ó para otro estudio.
Calidad de servicio (QOS, Quality of Service): Para otro estudio.
Posibilidades de interworking: Para otro estudio.
Operacional y comercial: Para otro estudio.

Tabla 6.8 Atributos generales.

6.6.4 Criterios de Rendimiento.

El anexo A de I.233 y la sección 4 de T1.606 contienen información de algunas definiciones de parámetros de desempeño de frame relay. Algunos de estos parámetros tales como throughput e índice de información esperada, son empleadas para redes comerciales por contratos verificados por sus clientes.

Estos parámetros son resumidos en esta sección. Algunas figuras en esta sección usan el término Equipo Terminal de Datos (DTE) para describir el dispositivo de usuario final, en estos casos, usualmente un ruteador.

6.6.4.1 Throughput.

El throughput para frame relay es definido como el número de unidad (grupo) de datos del protocolo (PDU's) que han sido transferidos sucesivamente en una sola dirección por unidad de tiempo sobre una conexión virtual. Q.933 define el intervalo en bits por segundo. La conexión virtual puede incluir algunos números de componentes intermedios entre dos dispositivos de usuario (DTE's).

En esta definición, el PDU está considerado para todos los bits entre banderas de la trama de frame relay. Estos bits incluyen, conforme a según a ANSI, los bits entre el campo de dirección y el campo FCS -esto es, el campo de información (propia) (ver la figura 6.30). El término transferencia éxito significa que la secuencia de verificación de trama verifico que el acuse de recibo de la transferencia ha sido completada con éxito.

6.6.4.2 Retardo de tránsito.

El retardo de tránsito es medido entre los límites de pares. Los límites pueden ser definidos en un número de trayectos. Si bien el CCITT usa la definición siguiente (ver figura 6.31). Un límite de separación en una sección de red consiste en una sección de circuitos adyacentes ó una separación en una sección de circuito de acceso de DTE's adyacentes.

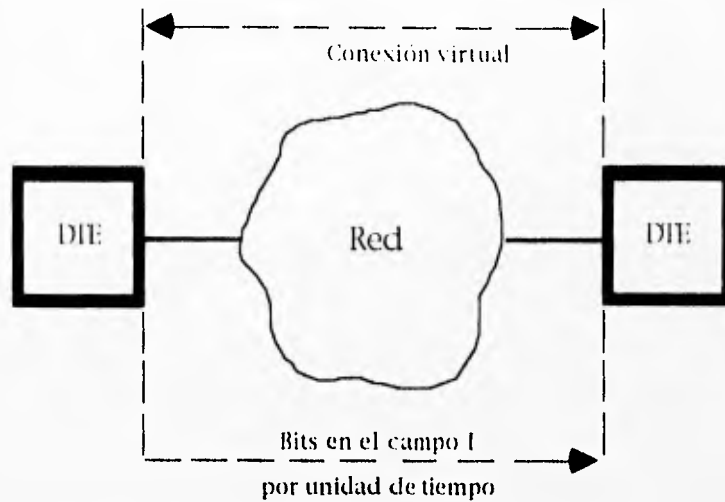


Figura 6.30 Rendimiento (Throughput).

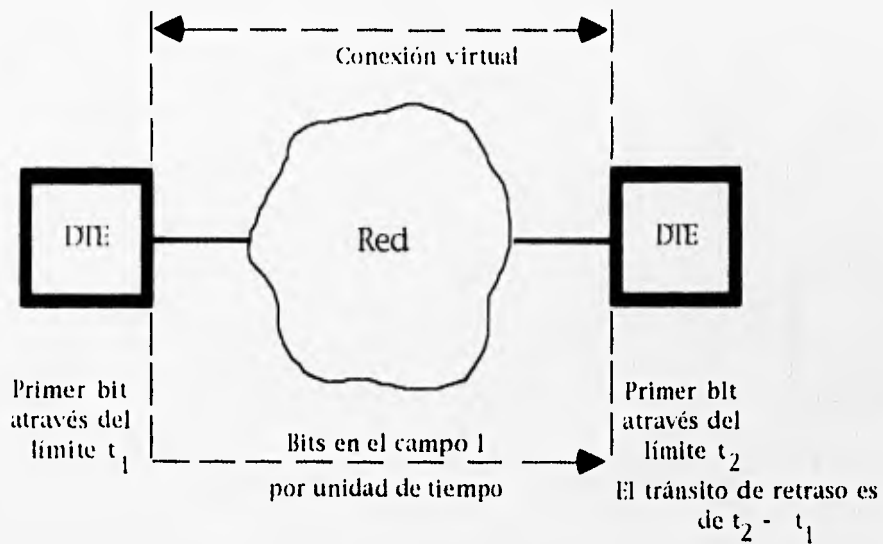


Figura 6.31 Retardo de Tránsito .

El retardo de tránsito podría definir un límite entre dos DTE's, entre dos redes internacionales, entre redes internacionales, etc. Cualquiera que sea el límite, el tiempo de retardo comienza con un tiempo T_1 , cuando el primer bit de el PDU

atraviese el primer límite. Termina en un tiempo T_2 , cuando el último bit de el PDU cruza el segundo límite. Es decir, el tiempo de retardo es $T_2 - T_1$. El tiempo de retardo durante cada límite es sumado para igualar al retardo total de tránsito a través de una conexión virtual.

6.6.4.3 Retardo de tránsito en un circuito virtual.

El retardo de tránsito en un circuito virtual es la suma de todos los retardos de la sección. Uno podría argumentar que los retardos a través de enlaces cortos podrían ser pequeños, por lo que sus cálculos no valen el esfuerzo. La decisión de sumar todos los retardos (y cada retardo de sección) dependen sobre el acuerdo entre la administración de red. La figura 6.32 ilustra el retardo de tránsito de circuitos virtuales.

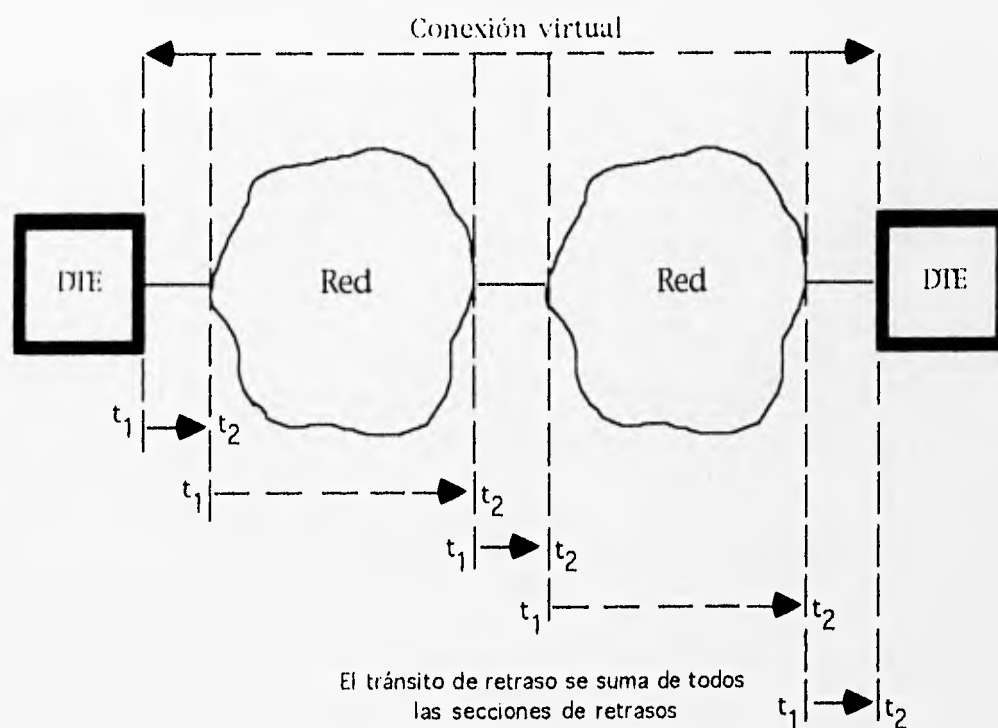


Figura 6.32 Tránsito de retraso a través de una conexión virtual.

6.6.4.4 Índice de ráfaga esperada (B_c) e índice de ráfaga en exceso (B_e).

El índice de ráfaga esperada (B_c) describe la máxima cantidad de datos que a un usuario esta permitido ofrecer hacia la red durante algún intervalo de tiempo (T_c). El B_c es establecido durante una inicialización o presuministro con un PVC. Por consiguiente, frame relay opera en el plano U no tiene operación en el valor B_c .

En suma para el B_c , el índice de ráfaga en exceso (B_e) describe la máxima cantidad de datos que un usuario puede enviar, cuando B_c excede durante un intervalo de tiempo T_c . El valor de B_e también identifica el máximo número de bits que la red intentará esperar en exceso de B_c , durante un intervalo T_c . El B_e es también negociado durante la realización de la llamada (asumiendo el uso de SVC's) y puede estar sujeto a una probabilidad mas baja de espera que B_c . La figura 6.33 ilustra las relaciones de B_c y B_e .

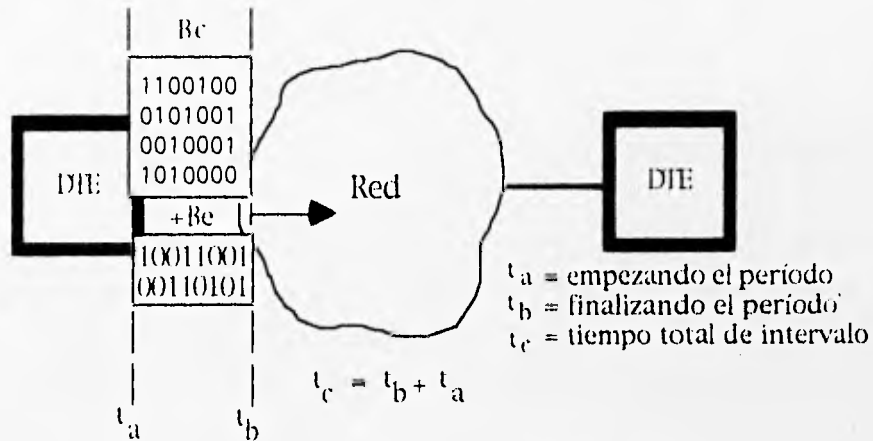


Figura 6.33 Tamaño de ráfaga esperada y en exceso.

6.6.4.5 Índice de información esperada ó Tasa de Información compromiso (CIR).

El índice de información esperada (CIR) describe el índice de transferencia de información que la red puede entregar para que un usuario pueda transmitir durante una operación de red normal (ver figura 6.34). Para un SVC, el CIR es negociado durante el establecimiento de llamada en el plano C.

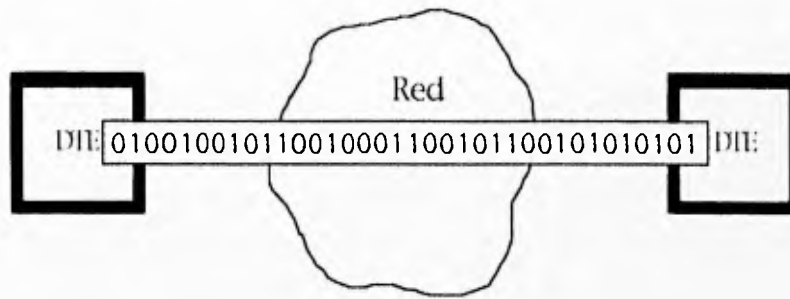


Figura 6.34 El índice de información comprometido. El índice es un promedio sobre algunos incrementos de T_c .

El CIR debe trabajar en conjunción con el intervalo de medidas del índice de entrega (t_c). Esta medida define el intervalo de tiempo en que el usuario puede enviar solamente una cantidad esperada de datos B_c y la cantidad de exceso de datos B_e . El valor T_c debe ser computado. El CIR es el promedio sobre el incremento mínimo de tiempo T_c .

6.6.4.6 Índice de Error residual (RER).

La razón residual es medida por medio del intercambio de SDU's de frame relay (FSDU's). Debe ser medido durante un período de común acuerdo (agreed-upon) y a través de un límite de común acuerdo. Típicamente, entre las funciones principales de Q.922 y el protocolo implementado por arriba de Q.922. La figura 6.35 ilustra la operación de RER.

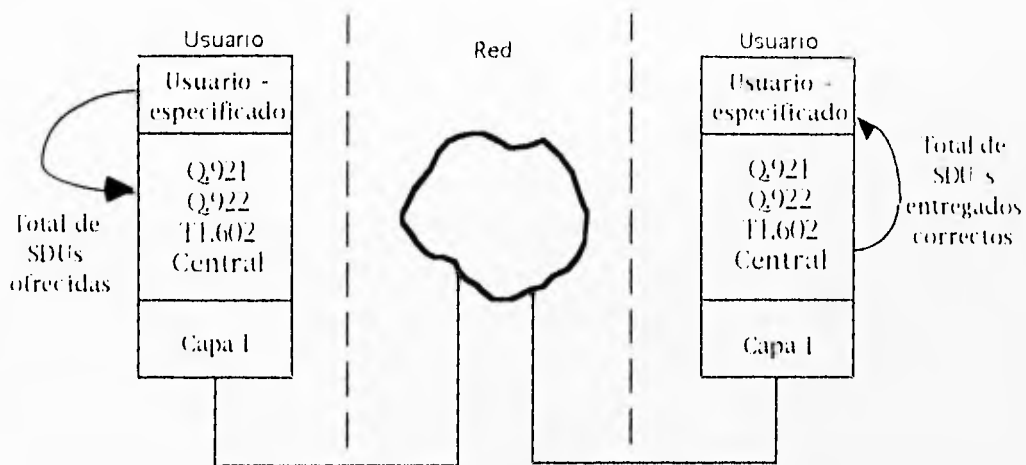


Figura 6.35 Índice de error residual (RER).

El RER es definido como:

$$R = 1 - (\text{el total de SDU's entregados correctos}) / (\text{el total de SDU's ofrecidos}).$$

Una trama incorrecta es cuando uno ó más bits tienen un error.

Sin duda los parámetros tales como el índice de información esperada (CIR), el índice de ráfaga esperada (conocido como Bc o CBR), y el índice de ráfaga de exceso (Be) son importantes en el ancho de banda demandado. Por lo tanto, un usuario debe poner atención detallada de estos parámetros cuando examine los ofrecimientos de la red.

El RER es igualmente importante. Después de todo, es importante para el usuario conocer la relación del sometimiento de tráfico de la red para que el tráfico sea repartido con éxito por la red.

El RER debe ser correlacionado con la capacidad del canal real del usuario y el índice de ráfaga esperada. Como un ejemplo, si el usuario excede su CIR deberá esperar a que su tráfico sea descartado y el RER lo soporte. Sin embargo, este asunto deberá ser examinado en el contrato red-usuario. Por ejemplo, el usuario permanece

entre B_c y B_e : un mejor RER deberá ser esperado, así como un plan atractivo a un mejor costo de la red. Contrariamente a mayor violación de los límites B_c y B_e de usuario es lógico que el RER empeorará debido a que alguno o todo del tráfico podría ser descartado. Bueno, tan lejos, mejor; pero si este escenario es tomado en su extremo, podríamos postular un escenario en el cual el usuario podría exceder los límites de B_c y B_e hasta tal punto mayor, que las tramas no son esperadas y, ¡al usuario le es cargado mucho dinero! debido que la relación de B_e , B_c , costo y el RER son poco difícil, redes (como la descrita) no tienen la intención de correlacionar todo ellos en un contrato de red-usuario.

6.6.4.7 Otros parámetros definidos por el CCITT.

El CCITT también ha definido otros parámetros: rendimiento y QOS. Ellos son resumidos en esta sección y en la tabla 6.9

Una trama erroneamente entregada es definida como una trama que es entregada con los valores de uno o más bits en la trama entregados con error.

Otros criterios estadísticos y de desempeño
Tramas entregadas erroneas
Tramas entregadas duplicadas
Tramas entregadas fuera de secuencia
Tramas pérdidas
Tramas mal entregadas
Retardo del establecimiento de la llamada virtual conmutada
Retardo de liberación de la llamada virtual conmutada
Desconexión prematura
Falla de liberación en la llamada virtual conmutada

Tabla 6.9

Los valores de las tramas entregadas duplicadas se determina cuando una trama recibida en un destino en espera, coincide con la misma trama previamente entregada.

La trama entregada fuera de secuencia describe el arribo de una trama la cual no esta en secuencia, en relación a una trama previamente entregada.

La trama pérdida es de antemano cuando la trama no es entregada correctamente dentro de un tiempo específico.

Las tramas mal entregadas son aquellas que se entregan a un destino equivocado. Ante esta situación, la interpretación del DLCI puede ser erroneo, el cuadro del destino puede ser fuera de sitio, etc.

El estado de establecimiento de llamada virtual conmutada y el retardo de disponibilidad esta relacionado con en el tiempo que toma el comienzo de una llamada, y a su disponibilidad respectivamente a través del plano C.

La desconexión prematura describe la pérdida de la conexión de circuito virtual, y una falla en la disponibilidad de la llamada virtual conmutada, describe una falla en la desactivación de una llamada virtual conmutada.

6.6.5 Recomendación I.370 para la administración de la congestión.

La recomendación del CCITT I.370 proporciona consejos para el control de flujo y administración de la congestión en el plano U. Explica la operación de ambos, el usuario y la interfase de red para el tráfico de tasa de bits variables (VBR), para el índice de acceso a canales de 2.048 bits/s o menor.

La administración de la congestión incluye:

- Control de congestión.
- Prevención de la congestión.
- Recuperación de la congestión.

La meta de la administración de la congestión es la de mantener una muy alta QOS para cada usuario en el plano U. El control de la congestión facilita la recuperación de la congestión durante períodos de actividad de alto tráfico y/o sobrecarga de tráfico. Comprende ambos la prevención de la congestión y la recuperación de la congestión.

La prevención de la congestión busca detectar la congestión y tomar acciones correctivas para prevenir y recuperar a la red de la congestión. Intenta mantener una alta capacidad de canal y otras características para cada DLCI. Como muestra la figura 6.36 y 6.37 la administración de la congestión intenta evitar congestión tomando medidas antes en el punto A y prevenir una situación de deterioro en el punto B. Desde luego, en el punto B, la prevención de la congestión no puede llevarse a cabo. En este punto, la operación de la recuperación de la congestión debe ser realizada.

Esta operación trata de "minimizar el daño" en el tráfico de usuario y la operación de la red. No obstante, alguna operación dentro de la región II puede significar un deterioro del QOS en el subscritor de red. El punto B es el punto en el cual las tramas pueden ser descartadas para prevenir congestión adicional.

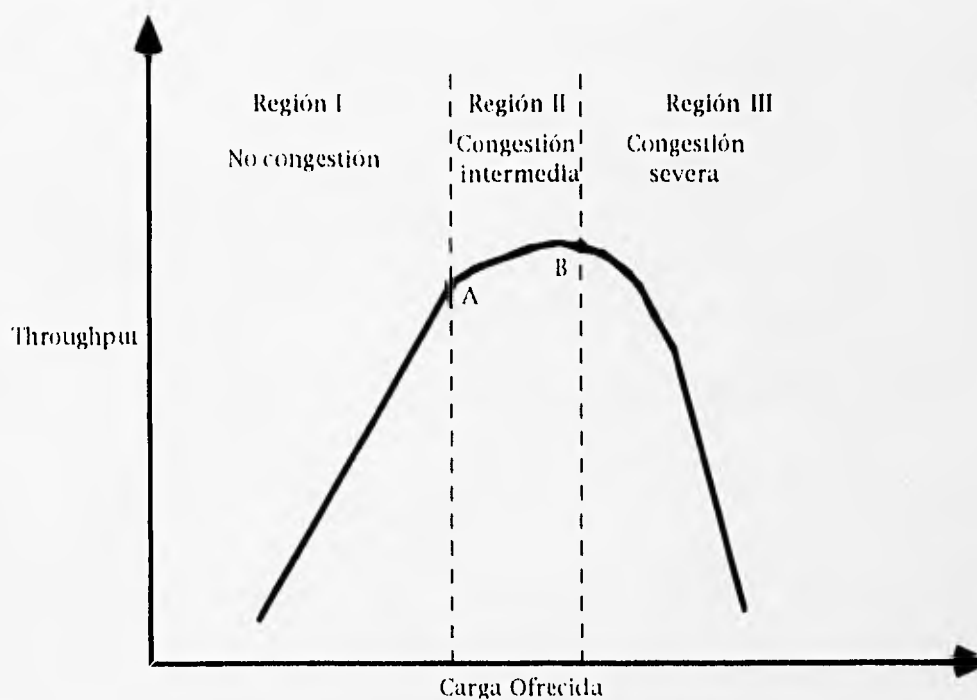


Figura 6.36 Congestión permitida y rendimiento.

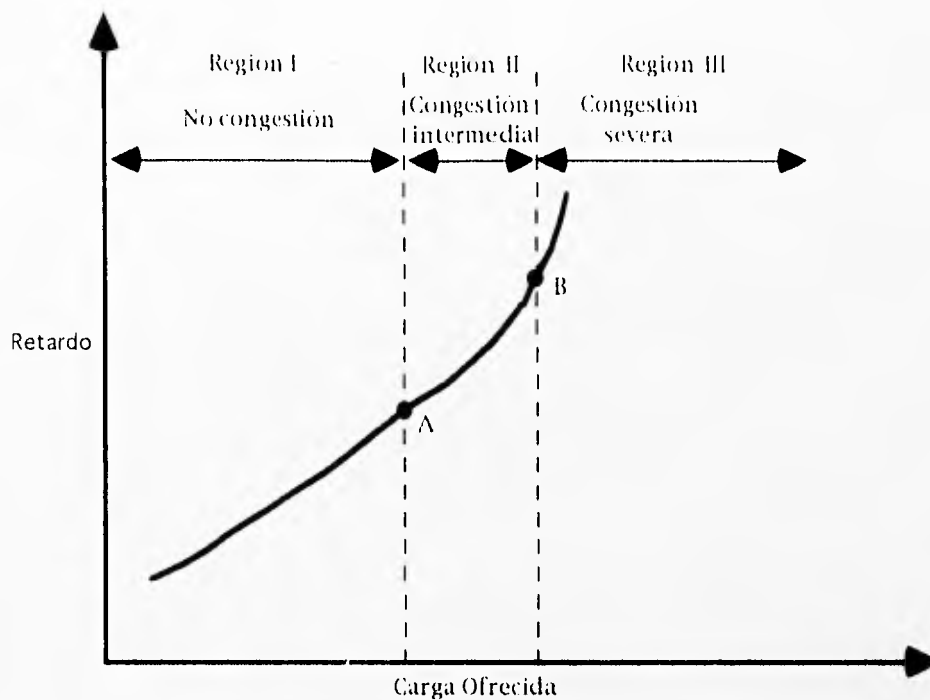


Figura 6.37 Congestión permitida y retardo.

La recomendación I.370 describe algunos de los propósitos de la prevención de la congestión. Ellos son resumidos aquí (y realmente abarca propósitos más allá de la prevención de la congestión). Primeramente, algunas de las operaciones de la prevención de la congestión deben, hasta lo posible, minimizar la eliminación (descartación) de tramas de usuario. Después de todo, esta eliminación deberán solamente ser regenerada por la capa de transporte de usuario (o algún otro protocolo de retransmisión), y simplemente crear más "carga ofrecida". Después el usuario debiera entregar el QOS supuesto con un desacuerdo mínimo. Por supuesto, este QOS incluye la eliminación de tramas, el cual contribuye al RER y, como sabemos perfectamente es un importante parámetro QOS.

Obviamente la operación de administración de la congestión debería no generar encabezados que conduzcan a congestión adicional. Por lo tanto la operación no debería crear excesivo, tráfico adicional. En la medida de lo posible, la advertencia de congestión (tal como una notificación de congestión explícita) debería estar en hombros hacia un tráfico contiguo. Las discusiones de CCITT sobre

administración de la congestión estipula que un usuario final no debe monopolizar los recursos de la red a expensas de otros usuarios. El CCITT también estipula que la carga de red debe ser distribuida equitativamente entre usuarios y que algún tipo de congestión debe ser limitada en su extensión hacia otros componentes en la red.

Aunque estos otros componentes no están aún definidos. Sin embargo, ellos deberían incluir otros nodos frame relay además de los dispositivos de usuario final en el equipo local del cliente (CPE). La prevención de la congestión también intenta operar igualmente bien en ambas direcciones en toda conexión de circuito virtual. En otras palabras, la prevención de la congestión busca mantener la operación de la red suave (tranquilo) y tratar de proveer un comportamiento simétrico en vista de las condiciones del tráfico de ráfaga en un ambiente asimétrico.

6.6.5.1 El intervalo de medidas y la reacción usuario/red en la congestión.

Una de las más importantes preguntas que deben ser contestadas es: ¿Como la red y el usuario determina el intervalo de medidas (y coincide en ello)? ¿Es decir, como es determinado el T_c ? I.370 también proporciona una guía para el establecimiento del T_c . El I.370 define el intervalo de medidas a través de una simple tabla, que es proporcionado en la tabla 6.10. El CIR, y los parámetros B_c y B_e pueden ser ajustados por el usuario y la red mientras sea necesario.

Valores de los parámetros del CCITT I. 370			
CIR	B_c	B_e	T_c
>0	>0	=0	$T_c = B_c / CIR$
>0	>0	=0	$T_c = B_c / CIR$
=0	=0	>0	$T_c = B_c / \text{Índice de acceso}$

Tabla 6.10

Además del valor de los parámetros definidos en la tabla 6.10, el CCITT presenta otras dos condiciones especiales:

Cuando el CIR = Al índice de acceso de línea (T1, E1, etc.), el índice de acceso a la entrada y la salida de la red (PVC punto a punto) debe ser igual.

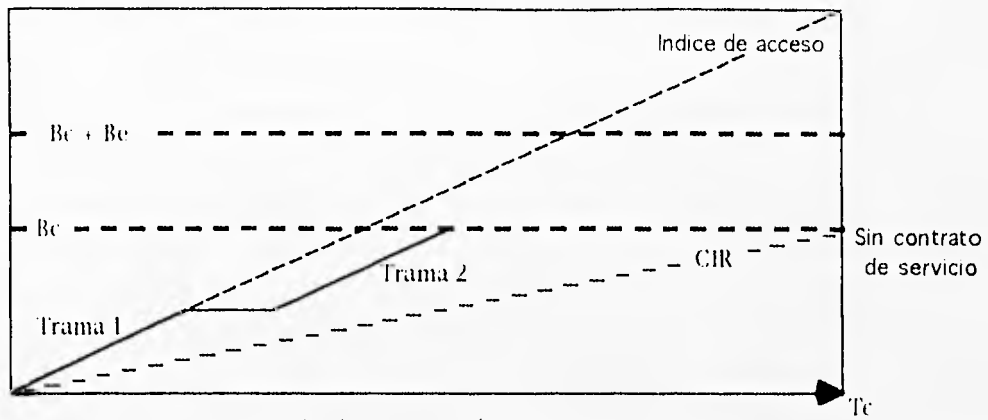
Cuando el CIR = 0, B_c debe ser = 0, $B_e > 0$; entonces $T_c = B_c/\text{índice de acceso}$.

El CCITT recomienda que terminales de usuario final debe tener la capacidad para recibir la notificación de congestión explícita y reaccionar ante ellos. Por supuesto, que ser considerado una terminal de usuario es importante. En la mayor parte de los sistemas frame relay un ruteador actúa como un terminal de usuario y el verdadero dispositivo de usuario final (tal como una estación de trabajo) no es conciente de la operación de frame relay. Por lo tanto no tiene conocimiento de la notificación de congestión. Una red frame relay no se preocupa por este aspecto de flujo de control. Desde el criterio de frame relay, el ruteador es el dispositivo de usuario final. Interesantemente, cuando un usuario reduce su índice de transferencia de información efectiva, este puede en realidad incrementar la capacidad de canal disponible a el usuario final.

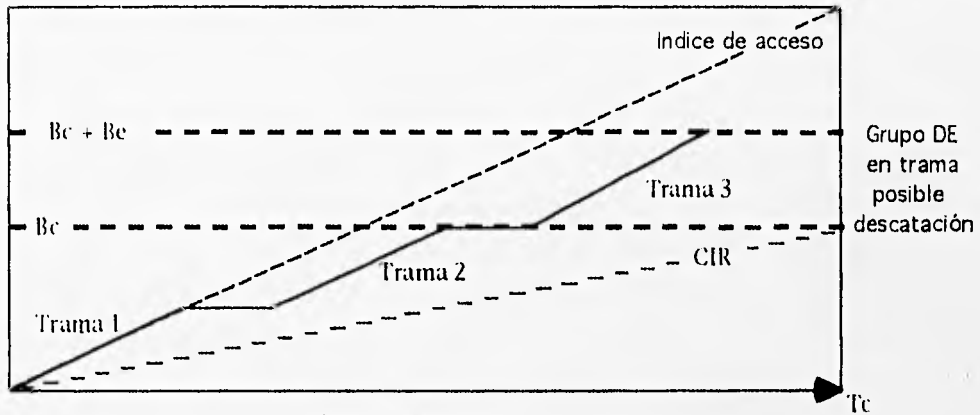
Además de una respuesta de usuario a una notificación de congestión, el usuario no debe bloquear sus propio datos si la red esta operando sin problemas, aún cuando la carga de usuario pueda sobrepasar su propio CIR. Adicionalmente, este esperará a que el usuario retorne inmediatamente el control de flujo con más bien medidas drásticas y luego gradualmente al índice de renegociación de transferencia en un modo incrementado.

La recomendación del CCITT I.370 provee un diagrama útil e ilustrativo de B_c , B_e y el CIR sobre medidas de período T_c . La figura 6.38 muestra esta relación. La línea punteada etiquetada del índice de acceso describe la velocidad (en bits/s) de la línea de acceso en el modo de ingreso (el enviado CPE/interfase de red). La tramas 1 y 2 deben ser repartidas a través de la red frame relay con los parámetros garantizados QOS, establecidos en el contrato de servicio entre el usuario y la red, estas tramas son enviadas a través del índice de acceso en bruto (por ejemplo, 64 Kbit/s) dentro del contrato. Notese que la línea representando el CIR representa la pendiente determinada por B_c/T_c . En la figura 6.38(b), la trama 3 (con las tramas 1 y 2) es mayor que B_c pero no excede la suma de B_c más B_e . El QOS de usuario debe ser conocido y la trama 3 podría más probablemente ser entregada -si bien ésta podría ser marcada como una posible trama descartada.

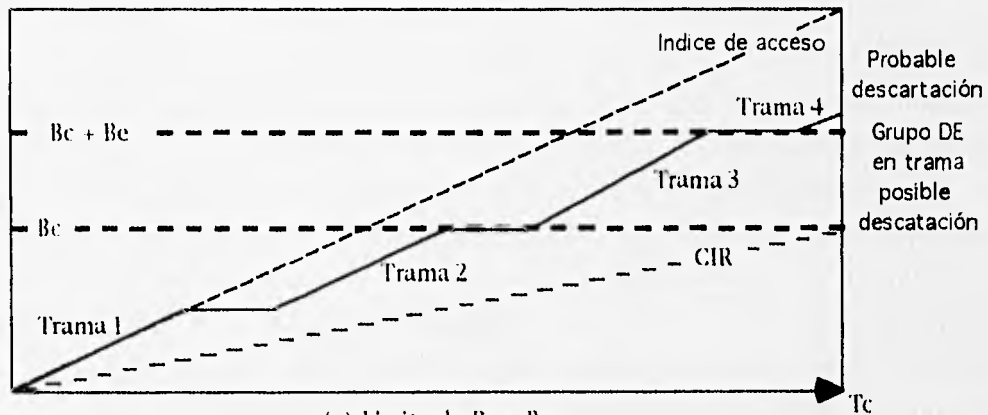
En la figura 6.38(c), la trama 4 (y la acumulación de las tramas 1, 2 y 3) viola la suma de B_c más B_e acumulados y podría ser marcada como probable desecho o podría ser descartada a la entrada de la red.



(a) B_c sin contrato de servicio



(b) Grupo Bit DE



(c) Limite de B_c y B_e

Figura 6.38 Relación de los parámetros de retardo de trama. [CCITT I .370]

6.6.6 Recomendación I.464 sobre multiplexación, adaptación de índice, e interfases de capacidad de transferencias para 64 Kbits/s.

La recomendación I.464 del CCITT es una corta descripción de como el tráfico de usuario puede ser colocado en un canal de 64 Kbits/s. Esta recomendación resume que el tráfico de usuario no utiliza interfases de ISDN o índice de datos. Esta recomendación guía al usuario a recomendaciones previamente publicadas por el CCITT que definen la multiplexación y la adaptación de índice a través de un canal de 64 Kbits/s.

En esta interfase se aplican procedimientos citados en X.31, X.30, X.110 y X.120. La discusión de estos procedimientos individuales y protocolos esta más allá del ámbito de esta tesis; Sin embargo, un breve resumen es proporcionado en esta sección. Para más información sobre estos procedimientos, el lector puede si lo desea estudiar *las recomendaciones de la serie X* por Uyles Black publicadas por McGraw-Hill.

6.6.6.1 X.30

X.30 es publicado por el CCITT para auxiliar en la transición de las interfases de la serie X a un sistema del todo digital usando la normalización para ISDN (series I y Q). X.30 describe la conexión de los dispositivos X.21 y X.21bis al ISDN. X.30 también describe las conexiones de los dispositivos basados en X.20 con ISDN utilizando índice de datos asíncrono de 600, 1200, 2400, 4800 y 9600 bits/s.

La conexión X.20bis debe emplear los servicios de clase de usuario 1 y 2 como lo estipula la recomendación X.1. La recomendación estipula el uso con ambos conmutación de circuitos y sistemas de línea dedicada (privada).

X.30 abarca el esquema de adaptación de índice entre el dispositivo de usuario a través del adaptador de terminal ISDN de usuario (TA). No abarca los requerimientos para la conversión rápida de transferencia de datos en el evento de interconexión-trabajo -por ejemplo, entre ISDN's y redes de conmutación de circuitos.

6.6.6.2 X.31

La recomendación X.31 del CCITT proporciona dos escenarios (casos) para la interfase de una terminal en modo de paquete X.25 dentro de un nodo ISDN: caso A y caso B.

El escenario del caso A soporta un servicio rudimentario y básico. ISDN proporciona un manejo transparente de los llamados paquetes desde el DTE hasta la red de paquetes. Este escenario solamente soporta un acceso de canal B. Por otra parte, si dos DTE's locales desean comunicarse uno al otro, sus paquetes deben ser transmitidos a través de ISDN y a través de la red de paquetes antes los paquetes puedan ser retransmitidos al otro DTE. Este escenario de integración mínima utiliza los canales B para toda la administración de llamadas. Este es llevado a cabo utilizando procedimientos de señalización ISDN previo a la inicialización de procedimientos de nivel 2 y nivel 3 de X.25. En esencia, el nodo ISDN pasa transparentemente la llamada X.25 a la red X.25.

El escenario de caso B proporciona algunas funciones adicionales. ISDN proporciona una función de manejo de paquetes (PH) dentro del nodo. En realidad la implementación del caso B utiliza dos facilidades separadas para la interconexión. El conmutador ISDN es proporcionado a través de un producto NT1 de ISDN por el vendedor y la función de manejo de paquetes es proporcionado por el vendedor del conmutador de paquetes. El caso B permite dos opciones: (1) vía acceso al canal B, y (2) vía acceso al canal D. Con la primera opción, el paquete X.25 y los procedimientos de la capa de enlace son comunicados a través del canal B. El acceso a través del canal D requiere de todos los canales lógicos activos sean establecidos a través de una conexión del canal D, y todos los paquetes X.25 (incluyendo la inicialización de conexión, desconexión de la conexión, y paquetes de datos, etc.) deben ser transmitidos sobre el canal D en el enlace LAPD.

6.6.6.3 X.110

La recomendación X.110 establece algunos principios de rutas para las llamadas conmutación de circuitos y conmutación de paquetes en redes de datos. Su intención es la de fomentar procedimientos internacionales para la interconexión de intercambio entre redes de conmutación de datos nacionales e internacionales

(IDSE's). Su valor esta en su definición y ejemplos generales. Este no contiene ninguna información detallada de algún significado de desición de diseño detallado.

6.6.7 La arquitectura OSI y frame relay.

6.6.7.1 La recomendación I.233, anexo C.

El CCITT ha publicado el anexo C para I.233 el cual define la relación del servicio de portadora retransmisora (relaying bearer) a el servicio de capa de red de OSI. Este servicio de portadora es intentado para soportar el servicio de capa de red, de acuerdo con la recomendación X.213 del CCITT.

El servicio de red de OSI consiste en tres fases:

- (a) Establecimiento de la conexión.
- (b) Transferencia de datos.
- (c) Liberación de la conexión.

El establecimiento de la conexión y el servicio de liberación son proporcionados por la serie Q.930; la fase de tranferencia de datos es porporcionado por la serie Q.922.

CCITT necesita que algunas funciones de OSI esten soportadas por encima de Q.922:(a)segmentación/reensamble, (b)reset, (c) un discriminador de protocolo, (d) datos expedidos y (e) indicación de datos capacitados (qualified). Segmentación reensamble y RESET son considerados las funciones más importantes. La función de segmentación/reensamble provee un servicio de segmentación de las unidades de datos de usuario en los sitios de envío. La función de RESET permite a una conexión PVC ser reinicializado.

El discriminador de protocolo identifica el tipo de tráfico residente en una unidad de dato de usuario. Mientras el lector podría suponer, que la función de datos expedida permite el uso de tráfico de alta prioridad, y la indicación de datos calificados (qualified) permite al tráfico ser etiquetado (identified) de una manera especial.

En realidad la fase de transferencia debe ser proporcionado por un protocolo que reside en el sistema de usuario final. Este protocolo debe residir por encima de la capa de enlace. Es decir, debe residir por encima de Q.922 este protocolo de usuario final podría ser una extensión del protocolo X.25, un protocolo específico de usuario, o un protocolo sin conexión (tal como ISO 8473, el protocolo de red sin conexión [CLNP]).

El servicio principal es hecho disponible a través del punto de acceso al servicio principal (CSAP). El servicio principal proporciona una transferencia transparente orientada a conexión de datos entre usuarios principales. El servicio principal debe proporcionar independencia de algún tipo de capa física oculta. Esta es la función del servicio principal mantener al usuario transparente de la capa física (tal como un índice de datos básico o primario).

Como esta representado en la figura 6.39, el servicio principal debe también proporcionar transparencia de transferencia de información. Esto significa que el usuario no necesita ser enterado con la interpretación de la capa principal del contenido de sus datos. Contrariamente, la capa principal no debe preocuparse acerca del contenido, sintáxis, codificación o formato de los datos recibidos. Su única preocupación a este respecto es la longitud de la unidad de datos de servicio principal (CSDU).

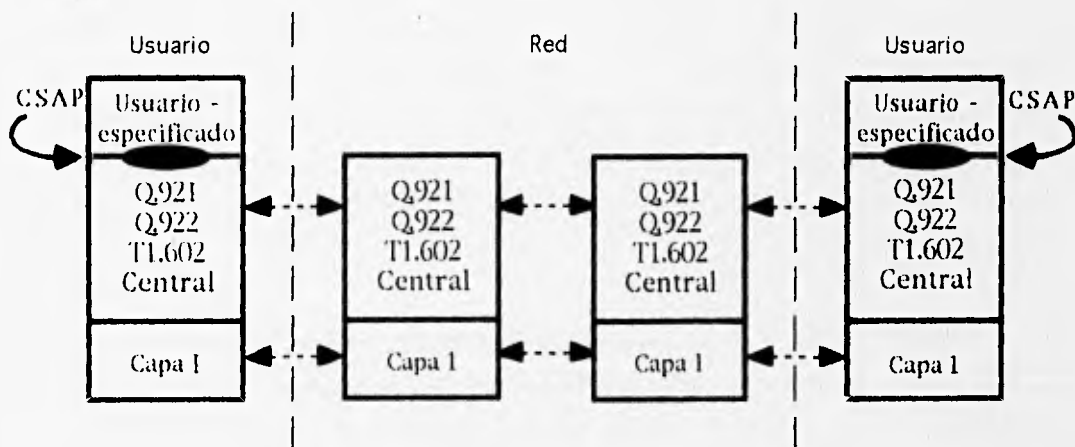


Figura 6.39 El CSAP

El servicio principal debe proporcionar algunas características a los asuntos de usuario. Debe soportar conexiones que permanezcan transparentes a el usuario final. Adicionalmente, debe soportar ciertos parámetros QOS los cuales tienen que ser coordinados por el usuario a través del uso del plano C y quizás del plano de administración de sistema.

El servicio principal debe proporcionar una conexión transparente y transferencia de CSDU's en nombre del usuario por medio de la red. Debe también de ser capaz de medir ciertas características QOS para ver si están siendo cumplidas en consideración a la petición QOS de usuario. Debe ser capaz de proporcionar información de congestión al servicio principal de usuario y de igual manera debe ser capaz de proveer algunos tipos de información acerca de la liberación de la conexión en el caso de problemas.

El modelo OSI requiere el uso de llamadas primitivas entre el servicio principal de usuario y el proveedor de servicio principal (ver la figura 6.40). Estas primitivas son la petición de datos principales y la indicación de datos principales primitivas son mapeados en llamadas específicas de sistemas de operación entre los dos elementos de software.

La petición de datos principales y la primitiva indicación contienen cinco parámetros (descritos en forma breve). Estos parámetros son usados para proporcionar la transferencia de la información siguiente. Todas las primitivas son pasadas como servicios no confirmados. Esta no confirmación significa que es dado al servicio principal de usuario que el dato principal ha sido aceptado por cualquiera por el proveedor de servicio o por el mismo usuario. Las respuestas negativas son proporcionadas por cualquiera el proveedor o por el otro usuario.

Los primitivos servicios contienen cinco parámetros: datos principales de usuario, elegibilidad de descartar (DE), congestión encontrada hacia atrás (CE), congestión encontrada hacia adelante (CE) e identificador de punto final de conexión (CEI) (ver la figura 6.41).

El parámetro de datos de servicio principal es usado para comunicar entre los usuarios finales el servicio frame relay, este dato debe ser transferido de acuerdo con el concepto de SDU's (unidad de servicio de datos) de OSI. Lo que significa ser

transmitido sin modificación. El parámetro de elegibilidad de descartar es enviado desde el servicio principal de usuario a el proveedor de servicio. Es utilizado por el proveedor para escoger CSDU's que pueden ser descartados asumiendo que la red frame relay decide que descarte es requerido.

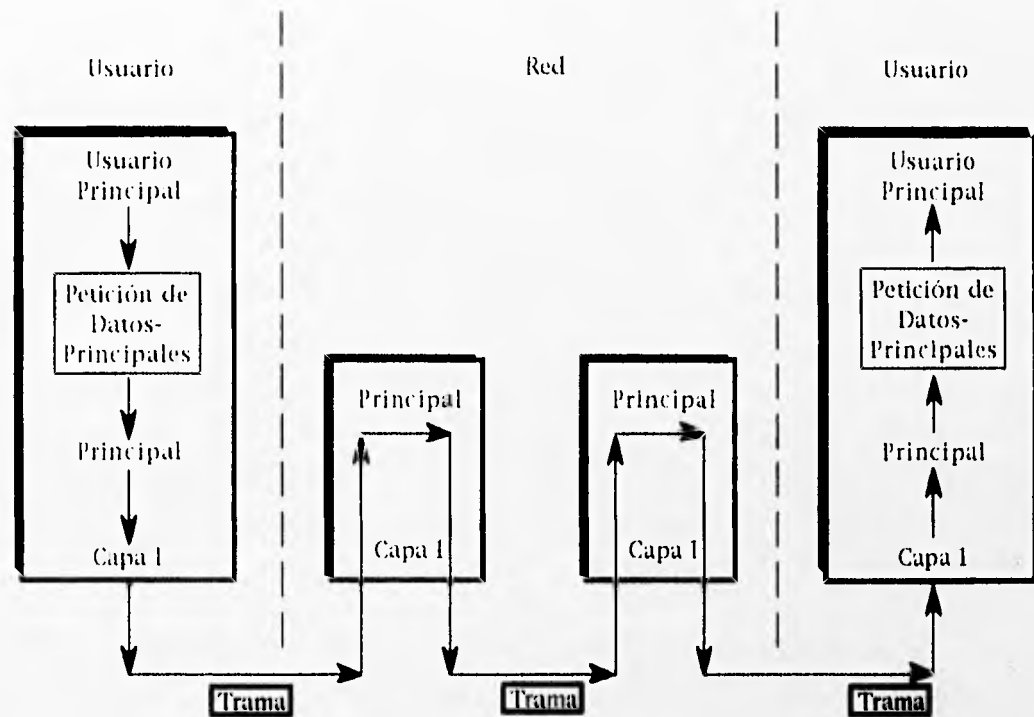


Figura 6.40 Los primitivas en la tranferencia de datos.

Los dos parámetros de congestión son enviados por el proveedor de servicio principal de datos de usuario para facilitar información acerca de la congestión que es encontrada en la red. El parámetro de *información encontrada hacia adelante* es utilizado para indicar que el proveedor ha determinado que la congestión ha ocurrido en la transferencia de datos a el usuario receptor. El parámetro de congestión hacia adelante indica que el proveedor ha experimentado congestión en la transmisión de estas unidades desde el usuario transmisor.

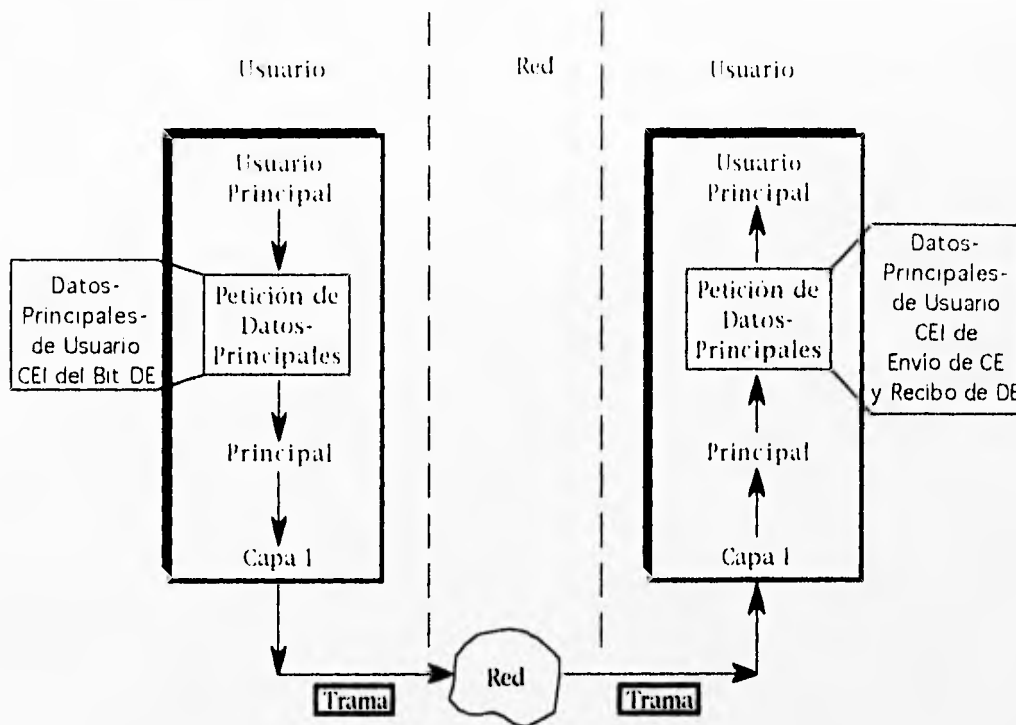


Figura 6.41 Los parámetros en los primitivos.

El parámetro identificador de conexión de punto final es utilizado para adelantarse a identificar a una conexión de punto final. Por ejemplo, este parámetro podría permitir a un DLCI ser utilizado por más de un usuario y cada usuario podría ser identificado con un valor identificador de conexión de punto final.

6.6.7.2 ANSI T1.617, anexo C.

El anexo C del ANSI T1.617 describe como los servicios de red del modo de conexión OSI (CONS) son proporcionados sobre un servicio de portadora frame relay. Muestra la relación de definición de servicios CONS de OSI y los mensajes de Q.931 y los campos en estos mensajes.

6.7 Aspectos centrales de Frame Relay

6.7.1 Formatos de trama Frame Relay.

Nosotros aprendimos que el campo de DLCI dentro de la trama de Frame Relay puede variar en tamaño, y puede contener dos, tres o cuatro octetos. Este aprovechamiento permite el uso de un mayor número de DLCI. La figura 6.42 muestra los tres formatos. La dirección extendida (EA, Extended Address) de bits que se fijan en cero indican que más octetos siguen dentro del encabezamiento, y si el bit EA se coloca a 1 indica el fin del encabezamiento. Dentro de poco, sólo el formato de dos octetos podrá ser usado sobre un canal D, con el fin de mantener la compatibilidad dentro de este canal con los estándares de ISDN.

8	7	6	5	4	3	2	1
DLCI						C/R	EA=0
DLCI				FECN	BECN	DE	EA=1

(a) Dos octetos del campo Dirección/Control

8	7	6	5	4	3	2	1
DLCI						C/R	EA=0
DLCI				FECN	BECN	DE	EA=0
DLCI or DL-CORE control						D/C	EA=1

(b) Tres octetos del campo de Dirección /
Control

8	7	6	5	4	3	2	1
DLCI						C/R	EA=0
DLCI				FECN	BECN	DE	EA=0
DLCI							EA=0
DLCI or DL-CORE control						D/C	EA=1

(c) Cuatro octetos del campo de
Dirección/control

Figura 6.42 Formato de los encabezados Frame Relay.

Los campos D/C son llamados control de indicación DLCI ó DL-CORE. (Los servicios centrales son descritos en la recomendación CCITT L.233, punto 6.6). Esto se usa para determinar si los 6 bits restantes son interpretados como bits DLCI o como bits DL-CORE. Este bit se coloca en 0 si el último octeto DLCI contiene bits DLCI. Se coloca en 1 si este contiene información DL-CORE.

La notificación de congestión explícita transmitida (FECN, Forward Explicit Congestion Notification) de bit se coloca al lado de una red que tiene experimentada congestión. Se utiliza para notificar al dispositivo que evite los procedimientos de congestión que deberían ser inicializados en la máquina fuente que recibe esta trama. El uso de este bit es opcional y puede ser usado por cualquiera de los dos, la red ó el usuario. Sin embargo, una red no permite resetear un bit 0 si ha sido colocado un 1.

La notificación de congestión explícita recibida (Backward Explicit Congestion Notification) de bit es también utilizada por una red congestionada para notificar al originador del tráfico que evitan los procedimientos de congestión que deberían ser implementados. Este bit también es opcional y puede ser utilizado por cualquiera de los dos, la red o el usuario. Y, como el bit FECN, el BECN no puede ser clareado (limpiado) por la red.

Se debería enfatizar que los estándares Frame Relay no están estipulados exactamente como el procedimiento para evitar la congestión siendo implementado en los dispositivos de usuario. Esta implementación es estrictamente un interés y opción de una terminal de usuario.

La elegibilidad descartada (DE, Discard Eligibility) del bit indicador se coloca en 1 para indicar que una trama puede ser descartada en relación a otras tramas que no tienen este bit colocado. El uso (utilización) de este bit es opcional por cualquiera de los dos, la red ó el usuario. Sin embargo, la red no permite este bit en 0. Debería notarse también que es posible que la red descarte algunas tramas, en las cuales el bit DE se coloca en 1, si la congestión viene excesiva.

El bit comando/respuesta (C/R, Command/Response) es utilizado para llamar (invocar) algunas funciones menores.

6.7.1.1 Valores DLCI.

Como hemos visto, los campos DLCI identifican una conexión lógica que esta multiplexada a través de un canal físico. Los DLCI con el mismo valor siempre identifican la misma conexión lógica a través de un circuito físico particular.

Los valores DLCI son explicados en los aspectos centrales de los documentos ANSI y CCITT. Sus valores y rangos dependen sobre sí Frame Relay esta empezando a transmitir a través de un canal D o de canales B/H. Para el uso de canales B/H el rango de los valores varía dependiendo sobre todo del uso de un formato de dirección de trama de dos-octetos, tres-octetos, ó cuatro octetos. Los valores se encuentran en la tabla 6.11.

6.7.2 Administración de control de congestión.

Como cualquier red, una red Frame Relay debería estar preocupada con la congestión. Por consiguiente, una red debería tener algunas formas para administración del control de congestión. El propósito principal de la administración de control de congestión es encontrarle al usuario la calidad de servicio (QOS, Quality Of Service) requerida para cada conexión virtual. Esto es, la índice (porcentaje) de error residual, rendimiento, retraso, etc. deberían ser satisfechas para la más grande extensión posible..

6.7.2.1 Consolidación de la administración de la ley de enlace (CLLM, Consolidated Link Layer Management).

La consolidación de la administración de la ley de enlace (CLLM) de mensajes ha sido desarrollada por los organismos CCITT Y ANSI para proveer algunas funciones adicionales para servicios de Frame Relay. CLLM está basada sobre el uso de HDLC identificador de cambio (XID) de tramas y se derivada de los estándares ISO8885. Este estándar tiene un aspecto de HDLC el cual describe el uso de tramas XID conteniendo tramas de información y sus formatos. Un problema potencial se encuentra con el uso de BECN porque se esta intentando llevar a cuentas sobre una trama que viene desde una área más arriba destinada a una área más abajo.

Consecuentemente, el flujo de control no puede ser ejecutado a los nodos más abajo a menos que los nodos más arriba estén enviando datos.

Este aspecto bastante molesto de las reglas de Frame Relay impulsan a el Comité ANSI a sumar una característica adicional para su operación, el CLLM. Como se muestra en la figura 6.43, el número DLCI 1023 esta reservado a el nodo Frame Relay para notificar a el nodo de más abajo acerca de varias operaciones, problemas, etc. Esto permite a la red enviar tráfico a un dispositivo de usuario ó sus rutas sin tomar en cuenta la recepción de tráfico desde más arriba.

El valor de DLCI de 1023 representa los 10 bits del campo DLCI fijo para todos en 1s, excepto el bit 3 del primer octeto. CLLM incluye un código diagnóstico dentro de la trama para describir el problema encontrado por la red. En nuestro ejemplo, este identificaría la congestión excesiva, pero también podría identificar otros problemas tales como fallas de un procesador o una falla de enlace. En suma, las listas de tramas de DLCI están siendo reportadas.

Una de las razones de que el comité ANSI reserve canal de acceso no es implementado por los vendedores porque ellos dependen sobre la ley de transporte para flujos de control de dispositivos de terminal a terminal. La ley de transporte típicamente reside en la máquina terminal-usuario.

Si el BECN esta funcionando arriba por la ley de transporte, algunos medios deberían ser diseñados para la señal BECN para ser recibidos por la ley de transporte. Esto requiere modificaciones para usuarios de red de transporte, tan buena como códigos adicionales, con los resultados potenciales de no conformidad para los estándares de la ley de transporte.

Valores DLCI para canal B o aplicaciones de canal H.	
Valores DLCI	Función
Formato de Dirección de dos octetos	
0	Señalización dentro de canal
1 a 15	Reservado
16 a 991	Uso asignado para procedimientos de conexión Frame Relay (ver Nota)
992 a 1007	Administración de capa 2 de los servicios de portadora Frame Relay
1008 a 1002	Reservado
1023	Administración de capas dentro de canal
Formato de Dirección de tres octetos con D/C=0	
0	Señalización dentro de canal
1 a 1023	Reservado
1024 a 63,487	Uso asignado para procedimientos de conexión Frame Relay (ver Nota)
63,488 a 64,511	Administración de capa 2 de los servicios de portadora Frame Relay
64,512 a 65,534	Reservado
65,535	Administración de capa dentro de canal
Formato de Dirección de cuatro octetos con D/C=0	
0	Señalización dentro de canal
1 a 131,071	Reservado
131,072 a 8,126,463	Uso asignado para procedimientos de conexión Frame relay (ver Nota)
8,126,464 a 8,257,535	Administración de capa 2 de los servicios de portadora Frame Relay
8,257,536 a 8,388,606	Reservado
8,388,607	Administración de capa dentro de canal

NOTA: Alguno de estos valores pueden ser asignados a celdas Frame Relay permanentes.

Tabla 6.11

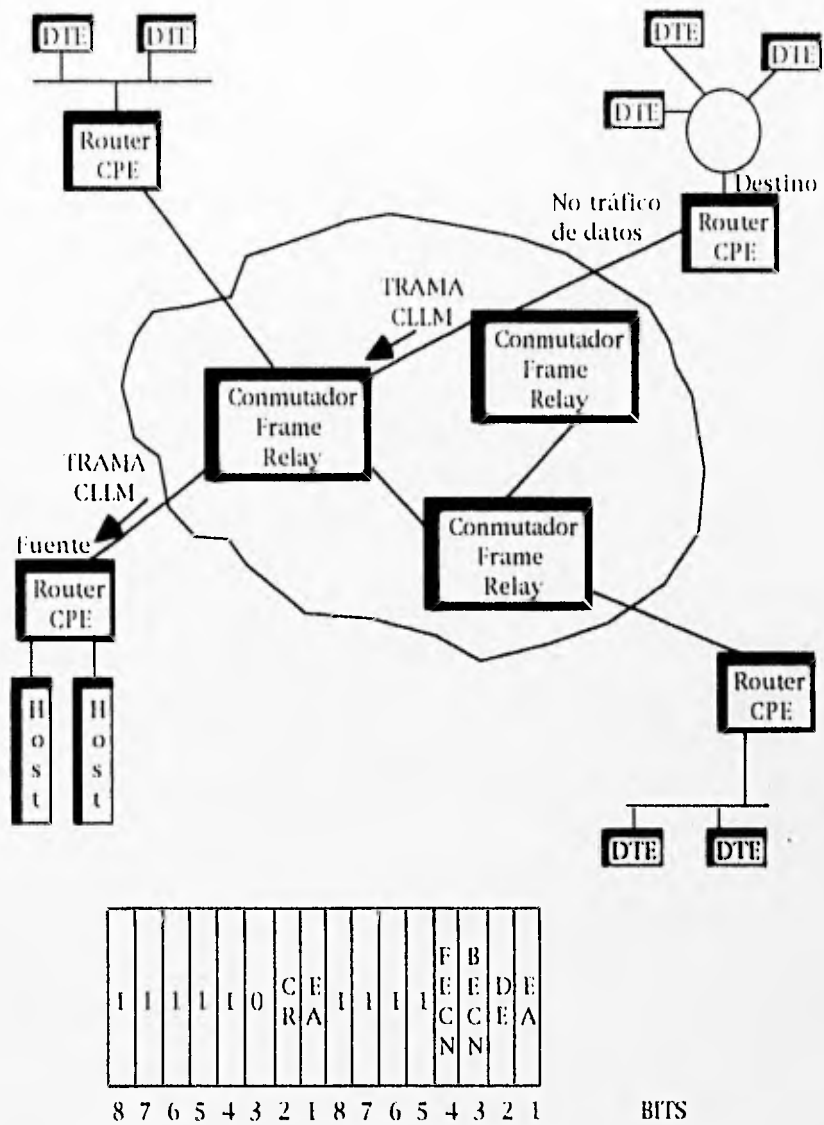


Figura 6.43 ANSI T1.618 administraci3n de capa de enlace consolidado (CLLM)

6.7.2.2 Formatos de mensaje CLLM .

Esta sección describe los formatos de mensaje de CLLM de varios canales de ISDN. El lector notará que el material es un poco repetitivo, lo cual refleja que todos los mensajes son derivados de un mismo formato.

La figura 6.44 muestra el formato para un mensaje CLLM el cual puede ser utilizado en un canal B ó H con dos octetos a la cabeza. Los octetos se muestran sobre el lado izquierdo de la figura y los valores de bit son mostrados en la parte superior de la figura. Los primeros dos octetos comprenden los formatos de dirección para un DLCI. El tercer octeto es el HDLC identificador de cambio (XID) de control de campo. EL XID es usado ampliamente por el rendimiento de la industria para identificar y llevar un diagnóstico y montar la información en la capa de enlace. El cuarto octeto define el formato para el resto del tráfico. El quinto octeto define que este mensaje es para uso privado, i.e., frame relay específico.

Después de esto, los parámetros ID describen el contenido de los campos. El primer parámetro ID dentro de un octeto 8 tiene un valor de 0 y esta codificado para identificar a I.122 como la entidad relevante que utiliza esta trama. El octeto14 contiene el segundo parámetro ID, con un valor de 2, los cuales identifican el ID causante. El ID causante contiene el diagnóstico de valores que están condicionados dentro del octeto 16.

Después de esto, los parámetros ID describen el contenido de los campos. El primer parámetro ID dentro de un octeto 8 tiene un valor de 0 y esta codificado para identificar a I.122 como la entidad relevante que utiliza esta trama. El octeto14 contiene el segundo parámetro ID, con un valor de 2, los cuales identifican el ID causante. El ID causante contiene el diagnóstico de valores que están condicionados dentro del octeto 16. Finalmente, el último valor del parámetro esta definido en el octeto 17. Su valor propio de 3 es utilizado para dar a conocer los DLCI's que se están empezando a reportar en los parámetros que siguen. Los FCS siguientes contienen los DLCI.

Los CLLM utilizan la trama XID reportando problemas que han sido reportados en la red (ver figura 6.45). El código causante de campo (octeto 16 de la trama) es utilizado por estas operaciones. El código causante permite a un nodo que

esta experimentado la congestión u otros problemas reportar el tipo de problema; a pesar de que puede verse desde la figura que la naturaleza del problema que puede ser reportada esta limitada a muy pocos códigos.

Octeto	Bits								Descripción del Campo
	8	7	6	5	4	3	2	1	
1	1	1	1	1	1	0	R	0	Octeto 1 de Dirección (R=Respuesta)
2	1	1	1	1	X	X	X	1	Octeto 2 de Dirección (X=No importa)
3	1	0	1	0	1	1	1	1	Campo de Control XID
4	1	0	0	0	0	0	1	0	Formato Id (130)
5	0	0	0	0	1	1	1	1	Grupo Id = 15 (privado)
6									Octeto 1 de longitud de grupo
7									Octeto 2 de longitud de grupo
8	0	0	0	0	0	0	0	0	Parámetro de Id = 0
9	0	0	0	0	0	1	0	0	Parámetro de longitud = 4
10	0	1	1	0	1	0	0	1	Valor de parámetro = 105 ("1")
11	0	0	1	1	0	0	0	1	Valor de parámetro = 49 ("1")
12	0	0	1	1	0	0	1	0	Valor de parámetro = 50 ("2")
13	0	0	1	1	0	0	1	0	Valor de parámetro = 50 ("2")
14	0	0	0	0	0	0	1	0	Parámetro Id =2 (causa Id)
15	0	0	0	0	0	0	0	1	Longitud de parámetro (1)
16									Valor de causa
17	0	0	0	0	0	0	1	1	Valor de parámetro = 3 (DLCI Id)
18									Longitud de parámetro
19									Valor del octeto 1 DLCI (primer DLCI)
20									Valor del octeto 2 DLCI (primer DLCI)
.	
.	
.	
2n+17									Valor del octeto 1 DLCI (e-nésimo DLCI)
2n+18									Valor del octeto 2 DLCI (e-nésimo DLCI)
2n+19									FCS
2n+20									FCS

Figura 6.44 Formato CLLM

Octeto	Bits								Descripción de Causa
	8	7	6	5	4	3	2	1	
(valor de causa)	0	0	0	0	0	0	1	0	Congestión de Red, tráfico excesivo, término corto
	0	0	0	0	0	0	1	1	Congestión de Red, tráfico excesivo término largo
	0	0	0	0	0	1	1	0	Falla de facilidad o de equipo, término corto
	0	0	0	0	0	1	1	1	Falla de facilidad o equipo, término largo
	0	0	0	0	1	0	1	0	Acción de mantenimiento, término, término corto
	0	0	0	0	1	0	1	1	Acción de mantenimiento, término largo
	0	0	0	1	0	0	0	0	Desconocido término corto
	0	0	0	1	0	0	0	1	Desconocido término largo

Figura 6.45 Codificación del campo de causa (Octeto 16).

Un código es particularmente interesante, (el causante desconocido, the unknown cause). Por supuesto, la utilización de tal código no es usual dentro de la operaciones de la red, pero afirmar que un problema desconocido es por un "término corto" ó "término largo" parece indicar que el reporte del problema sufre desde una escasez de clarividencia y, con el mismo tiempo, posee un amplio suministro de este. Esto parece decir, "De verdad no conozco lo que el problema es, pero esto durará un largo (corto) tiempo". Algunos razonamientos a este código probablemente sean, que los causantes de los estados de protocolo frame relay estan siendo codificados como un "término corto" si el emisor anticipa un problema transitorio, y este puede ser codificado como un "término largo" si el emisor anticipa un problema que no es sólo transitorio.. En cualquier evento, la decisión de como utilizar este campo depende de la red.

La figura 6.46 muestra el formato de mensaje de CLLM para su uso en un canal D, utilizando un encabezamiento de 2 octetos. Note que el campo identificador de punto de acceso a servicio (SAPI, Service Acces Point Identifier) y el campo de identificador terminal de punto final (TEI, Terminal Endpoint Identifier) estan codificados en el encabezamiento.

Octeto	Bits								Descripción del Campo
	8	7	6	5	4	3	2	1	
1	1	1	1	1	1	0	R	0	Octeto 1 de dirección (SAPI-62)(R= Respuesta)
2				TEI				1	Octeto 2 de dirección (TEI=127)
3	1	0	1	0	1	1	1	1	Campo de Control XID
4	1	0	0	0	0	0	1	0	Formato Id (130)
5	0	0	0	0	1	1	1	1	Grupo Id = 15 (privado)
									Octeto 6 al octeto 2n+18
.	
.	
.	
2n+19									FCS
2n+20									FCS

Figura 6.46 El mensaje CLLM para un canal D (2 octetos en el campo de dirección)

Octeto	Bits								Descripción del Campo
	8	7	6	5	4	3	2	1	
1	1	1	1	1	1	R	R	0	Octeto 1 de Dirección (R=Respuesta)
2	1	1	1	1	X	X	X	0	Octeto 2 de Dirección (X=No importa)
3	1	1	1	1	1	1	0	1	Octeto 3 de dirección
4	1	0	1	0	1	1	1	1	Campo de control XID
5	1	0	0	0	0	0	1	0	Formato Id (130)
6	1	0	0	0	1	1	1	1	Grupo Id = 15 (privado)
7									Octeto 1 de longitud de grupo
8									Octeto 2 de longitud de grupo
9	0	0	0	0	0	0	0	0	Parámetro de Id = 0
10	0	0	0	0	0	1	0	0	Parámetro de longitud = 4
11	0	1	1	0	1	0	0	1	Valor de parámetro = 105 ("1")
12	0	0	1	1	0	0	0	1	Valor de parámetro = 49 ("1")
13	0	0	1	1	0	0	1	0	Valor de parámetro = 50 ("2")
14	0	0	1	1	0	0	1	0	Valor de parámetro = 50 ("2")
15	0	0	0	0	0	0	1	0	Parámetro Id =2 (causa Id)
16	0	0	0	0	0	0	0	1	Longitud de parámetro (1)
17									Valor de causa
18	0	0	0	0	0	0	1	1	Valor de parámetro = 3 (DLCI Id)
19									Longitud de parámetro
20									Valor del octeto 1 DLCI (primer DLCI)
21									Valor del octeto 2 DLCI (primer DLCI)
22									Valor del octeto 3 DLCI (primer DLCI)
.	
.	
.	
3n+17									Valor del octeto 1 DLCI (e-nésimo DLCI)
3n+18									Valor del octeto 2 DLCI (e-nésimo DLCI)
3n+19									Valor del octeto 3 DLCI (e-nésimo DLCI)
3n+20									FCS
3n+21									FCS

Figura 6.47 Mensaje CLLM para un canal B o H (tres octetos en la dirección).

La figura 6.47 muestra el formato del mensaje CLLM para usarse en un canal B ó H cuando 3 octetos son utilizados en el campo de dirección. Obviamente, este formato es completamente similar a el formato usado con 2 octetos en el campo B y H. Por consiguiente, el lector posiblemente desee referirse de vuelta a la figura 6.44 para una discusión del contenido de los campos en este encabezamiento.

La figura 6.48 es completamente similar a la figura 6.46 en que se muestran los formatos utilizados para mensajes CLLM en un canal D. En este ejemplo, pensemos, que hay 3 octetos utilizados para el campo de dirección.

Octeto	Bits								Descripción del Campo
	8	7	6	5	4	3	2	1	
1	1	1	1	1	1	0	R	0	Octeto 1 de dirección (SAPI-62)(R=Respuesta)
2				TEI				1	Octeto 2 de dirección (TEI=127)
3	1	0	1	0	1	1	1	1	Campo de Control XID
4	1	0	0	0	0	0	1	0	Formato Id (130)
5	0	0	0	0	1	1	1	1	Grupo Id - 15 (privado)
									Octetos 7 hasta el 3n+19
*	*	*	*	*	*	*	*	*	
*	*	*	*	*	*	*	*	*	
*	*	*	*	*	*	*	*	*	
3n+20									FCS
3n+21									FCS

Figura 6.48 Mensaje CLLM para el canal D (tres octetos en el campo de dirección).

La figura 6.49 muestra el formato para un mensaje CLLM para un campo B ó H dentro del cual 4 octetos son utilizados para el campo de dirección. Finalmente la figura 6.50 muestra un campo de direccionamiento de 4 octetos utilizado en un canal D.

Octeto	Bits								Descripción del Campo
	8	7	6	5	4	3	2	1	
1	1	1	1	1	1	0	R	0	Octeto 1 de Dirección (R=Respuesta)
2	1	1	1	1	X	X	X	0	Octeto 2 de Dirección (X=No importa)
3	1	1	1	1	1	1	1	0	Octeto 3 de dirección
4	1	1	1	1	1	1	0	1	Octeto 4 de dirección
5	1	0	1	0	1	1	1	1	Campo de control X1D
6	1	0	0	0	0	0	1	0	Formato Id (130)
7	1	0	0	0	1	1	1	1	Grupo Id = 15 (privado)
8									Octeto 1 de longitud de grupo
9									Octeto 2 de longitud de grupo
10	0	0	0	0	0	0	0	0	Parámetro de Id = 0
11	0	0	0	0	0	1	0	0	Longitud de Parámetro = 4
12	0	1	1	0	1	0	0	1	Valor de parámetro = 105 ("1")
13	0	0	1	1	0	0	0	1	Valor de parámetro = 49 ("1")
14	0	0	1	1	0	0	1	0	Valor de parámetro = 50 ("2")
15	0	0	1	1	0	0	1	0	Valor de parámetro = 50 ("2")
16	0	0	0	0	0	0	1	0	Parámetro Id = 2 (causa Id)
17	0	0	0	0	0	0	0	1	Longitud de parámetro (1)
18									Valor de causa
19	0	0	0	0	0	0	1	1	Valor de parámetro = 3 (DLCI Id)
20									Longitud de parámetro
21									Valor del octeto 1 DLCI (primer DLCI)
22									Valor del octeto 2 DLCI (primer DLCI)
23									Valor del octeto 3 DLCI (primer DLCI)
24									Valor del octeto 4 DLCI (primer DLCI)
.	
.	
.	
4n+17									Valor del octeto 1 DLCI (e-nésimo DLCI)
4n+18									Valor del octeto 2 DLCI (e-nésimo DLCI)
4n+19									Valor del octeto 3 DLCI (e-nésimo DLCI)
4n+20									Valor del octeto 4 DLCI (e-nésimo DLCI)
4n+21									FCS
4n+22									FCS

Figura 6.49 Mensaje CLLM para el canal B o H (cuatro octetos en el campo de dirección).

Octeto	Bits								Descripción del Campo
	8	7	6	5	4	3	2	1	
1	1	1	1	1	1	0	0	0	Octeto 1 de dirección (R=Respuesta)
2								1	Octeto 2 de dirección (TEI=127)
3	1	0	1	0	1	1	1	1	Campo de Control XID
4	1	0	0	0	0	0	1	0	Formato Id (130)
5	0	0	0	0	1	1	1	1	Grupo Id = 15 (privado)
									Octetos 8 hasta el 4n+20
*	*	*	*	*	*	*	*	*	
*	*	*	*	*	*	*	*	*	
*	*	*	*	*	*	*	*	*	
4n+21									FCS
4n+22									FCS

Figura 6.50 Mensaje CLLM para el canal D (cuatro octetos en el campo de dirección).

La figura 6.51 muestra un ejemplo de como la notificación de congestión ocurre con la operación de frame relay. Parte del contenido de la trama CLLM contiene valores DLCI para identificar los enlaces lógicos que son afectados por la congestión. Note que ciertos valores en la trama requiere una secuencia de colocación de bits.

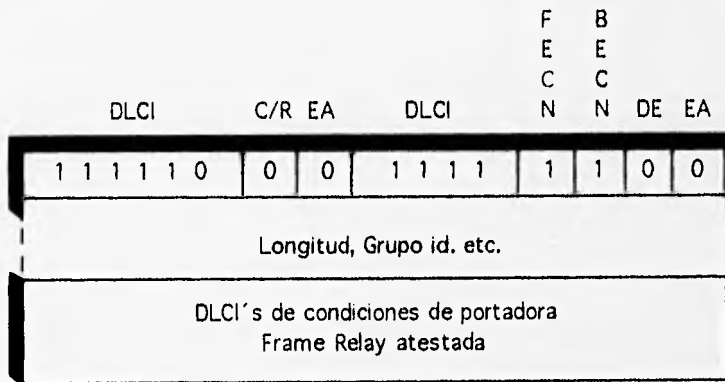
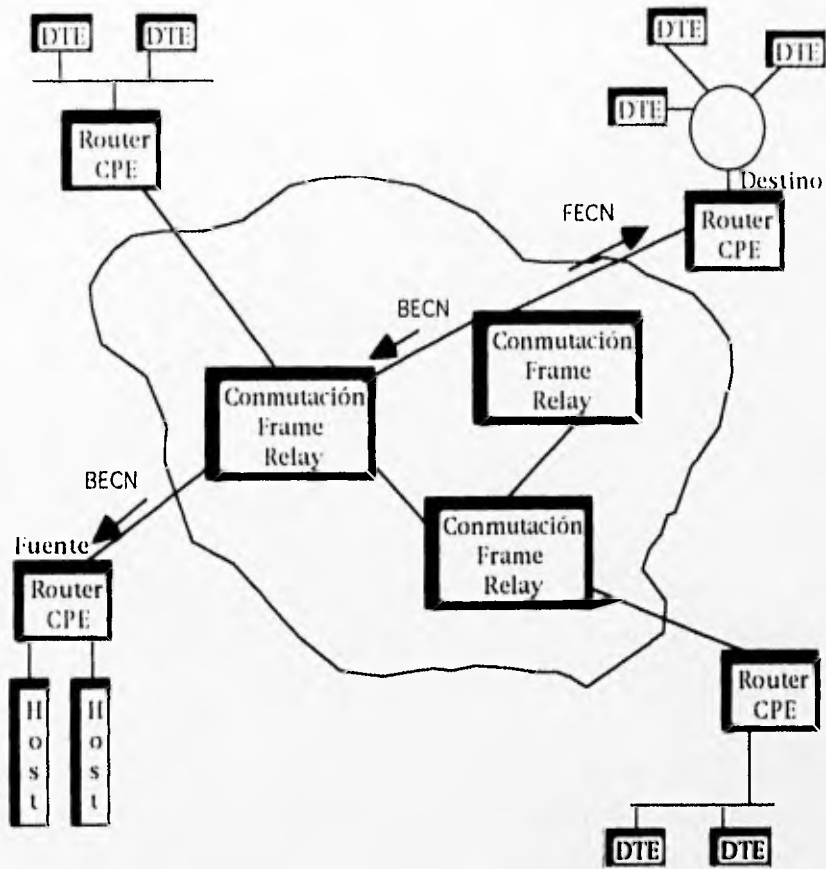


Figura 6.51 CLLM y las notificaciones.

6.7.2.3 Congestión, rendimiento y retraso.

El protocolo frame relay no requiere un administrador de red para ejercer acciones de control de congestión, otro que provee guías de línea y, por supuesto los bits: FECN, BECN y DE. No obstante, porque frame relay esta basado sobre dar al usuario terminal un índice (porcentaje) de información esperada (CIR, Committe Information Rate), la red debería ejercitar prudencia en la cantidad de tráfico que esta permite entrar dentro de la red. Por ejemplo, dos de los efectos de cola de espera y sus potenciales severas consecuencias en el rendimiento de la red, medidas de control de flujo deberían ser emprendidas antes de una congestión severa.

En otras palabras, la red debería tener algún tipo de análisis de habilidades que establezcan alarmas con el fin de controlar el flujo de tráfico al usuario. Ya que el tráfico en las redes de datos esta reventado, el software debería ser un poco "listo" en que este debe ser capaz de predecir cuando la carga de tráfico esta empezando a ser un problema. Ciertamente, el software no debería de ser tan estúpido "(tonto)" que este espere también largo tiempo antes de tomar acciones para remediar el problema. Las consecuencias de una seria congestión de red y de una precipitada caída en el rendimiento sólo resultara en usuarios no satisfechos (enojados).

La discusión anterior sobre el incremento de excesiva cola de espera y el resultado de severos efectos sobre el rendimiento de la red también es verdadera para sus efectos sobre tiempo de respuesta y retraso. Uno posiblemente piensa que existe una relación uno-a-uno entre el grado de rendimiento y el grado del tiempo de respuesta. En donde los grados de congestión QOS de ambas características, engloban el rendimiento de la red y actualmente probablemente beneficie de largas colas de espera ya que la red puede construir esas colas de espera y usarlas para condiciones de tráfico fáciles sobre un período de tiempo. Mientras, esperando un funcionamiento superior relacionado con el retraso y tiempo de respuesta la red requiere guardar (soportar) pequeñas colas de espera. Efectivamente, la menor cola de espera, y el mejor tiempo de respuesta. Mientras tanto, en el análisis final, los grados de congestión eventualmente QOS son para ambos, el rendimiento y el retraso.

6.7.2.4 Algoritmos para uso de FECN y BECN por el usuario y la red.

ANSI ha publicado el anexo A para sus especificaciones T1.618 las cuales proveen de guías de línea para el uso de bits BECN y FECN para ambos el usuario y la red. Nosotros primeramente discutiremos algunas ideas para usar FECN y seguiremos con algunas ideas para el uso de BECN.

6.7.2.5 Utilización de FECN.

Como práctica general, es recomendable que el dispositivo de usuario continuamente compare el número, de tramas del bit FECN puesto en relación a el número de tramas en las cuales el bit FECN no es colocado sobre un período medido. Durante este período, si el número de bits FECN = 1 es igual a ó excede el número de bits FECN = 0, luego el dispositivo de usuario debe reducir su rendimiento a 0.875 de su colocación previa de rendimiento.

A la inversa, si el número de bits FECN= 1 es menor que el número de bits FECN= 0, luego el dispositivo de usuario permitirá incrementar sus transmisiones por 1/16 de su rendimiento. De esta manera ANSI recomienda que sus medidas de intervalo sean aproximadamente o iguales a cuatro veces el retraso de tránsito de terminal a terminal.

Para que la red haga uso del bit FECN, se recomienda que frame relay continuamente monitore el tamaño de cada rendimiento de la cola de espera de la red, basado en lo que es conocido como ciclo de regeneración. Este ciclo comienza cuando la cola de espera en un canal saliente viene desde deshabilitación (inútil) (la cola de espera esta vacía) hasta saturación (ocupada) (la cola de espera tiene tráfico). Durante una medición del período, el cual se establece como el inicio de una regeneración previa de ciclo y un tiempo presente dentro de un ciclo corriente medido, el tamaño promedio de la cola de espera es continuamente medido.

Cuando este tamaño promedio excede un valor predeterminado de umbral, luego este circuito es considerado para estar dentro de un estado de incipiente congestión. Se recomienda que, con este tiempo, el bit FECN se fije en 1 y continúe fijo en 1 hasta que el promedio del tamaño de la cola de espera caiga por debajo de

este umbral preestablecido. ANSI provee un número de algoritmos para computar el promedio de longitud de cola de espera. Sin embargo, este nivel de detalle va más allá de este trabajo; si más información es requerida, esta se puede encontrar en la recomendación T1.618 anexo A.

6.7.2.6 Utilización de BECN.

Las recomendaciones ANSI que si un usuario recibe "n" tramas consecutivas con BECN= 1, el tráfico debe ser reducida desde el usuario por un "paso" por debajo de la tasa (porcentaje) de corriente ofrecida. Los porcentajes de paso son definidos en este orden:

- 0.675 tiempos de rendimiento.
- 0.500 tiempos de rendimiento.
- 0.250 tiempos de rendimiento.

Del mismo modo, el tráfico puede ser diseñado (urbanizado) para recibir $n/2$ tramas consecutivas con BECN= 0. El tamaño de trama se incrementa por un factor de tiempo de rendimiento de 0.125. Esto puede verse, para ambos bits: FECN y BECN, relativo a el usuario, que el acercamiento da marcha atrás a el tráfico desconectado rápidamente y el tráfico aumenta lentamente. Para el uso del bit BECN en la red, se recomienda que la red empiece fijando BECN en 1 previo ha encontrar una seria congestión y tener tramas descartadas. Sin embargo, es claro que si la congestión se enriquece en un punto creará severos problemas de rendimiento y retraso, la red debe empezar a descartar tramas, preferentemente unas con el bit DE fijo en 1.

6.7.3 El índice de información esperada y control de congestión.

Nosotros hemos aprendimos que el índice de información esperada (CIR, Committed Information Rate) es una herramienta usada para redes de frame relay para (a) regular el flujo de datos, (b) permite algunas opciones en el índice del rendimiento de usuario, y (c) determina estimando certeramente estructuras de servicios de frame relay.

La mayoría de las redes frame relay proveen al usuario una garantía de servicio (relacionada al rendimiento) si el índice de entrada a usuario se encuentra por debajo de algunos CIR predefinidos. Si el usuario excede el CIR de algunos periodos de tiempo, la red posiblemente descarte tráfico más allá que el de CIR. La cláusula "posiblemente descarte" significa que la red posiblemente mostrará tráfico no descartado si esta tiene suficientes recursos para transportar el tráfico del usuario durante el tiempo en que se excede el CIR. En la mayoría de las implementaciones, el índice (porcentaje) corriente de una entrada de usuario posiblemente no sólo exceda el CIR sino también algunos porcentajes permitidos. Si esta situación ocurre, la red posiblemente descarte todo el exceso de tráfico más allá de este índice.

La figura 6.52 muestra un CIR calibrado. El vector se mueve a la derecha según incrementa el tráfico y hacia la izquierda si el tráfico decrece. Esta figura es útil porque nos permite visualizar los posibles servicios de una red frame relay en relación a posibles requerimientos de descarte. Como hemos aprendido durante todo este capítulo, una red frame relay intenta garantizar servicios tan largos como el tráfico de usuario caiga dentro de los valores de CIR y, como hemos también aprendido, tan largos como estos caigan dentro de una entrega de índice de ráfaga y tal vez un exceso del índice de ráfaga. Más allá del CIR, el servicio es suministrado, si es posible. Si la red no puede soportar la carga de tráfico, esto primeramente descartará el tráfico denominado con $DE=1$ (el cual identifica el exceso de tráfico). En suma, es ciertamente concebible que una red cargaría más cuando el vector de calibración se moviera pasando el CIR. Luego nosotros podríamos hipotetizar que algunos índices máximos (típicamente tráfico más allá de ambos ráfagas e índices de excesos) permitirían a la red descartar más tráfico.

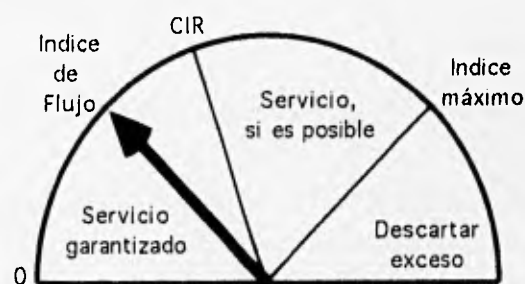


Figura 6.52 Indicador del CIR.

Como se esta escribiendo, las redes frame relay son completamente nuevas en la industria. Relativamente poca información esta disponible sobre como los usuarios darán servicio y tarificación en consideración a la eficacia e imparcialidad de las operaciones de la red. Todavía menos se conoce acerca de la materia de interconectar múltiples redes frame relay. Emisión que se empieza ahora a discutir en como dos ó más redes Frame Relay colaboran en el manejo del CIR, la red descarta, notificación de congestión, y la siempre espinosa emisión de tarificación.

Actualmente, esta muy importante emisión esta siendo direccionada por un número limite de vendedores que están planeando pruebas de interoperatibilidad entre ellos. Adicionalmente, el estándar frame relay debera estar extendido para definir procedimientos no ambiguos para interconexión de frame relay.

6.8 Señalización.

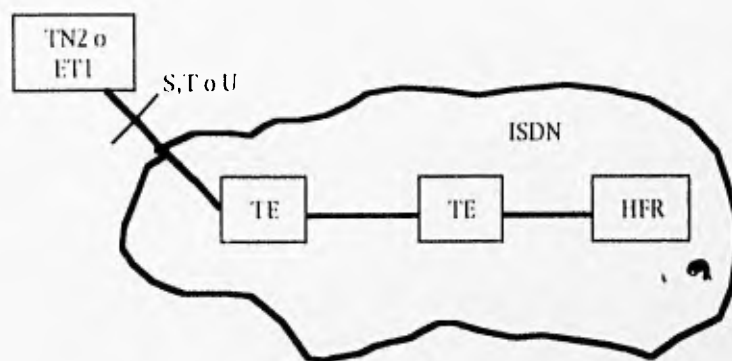
6.8.1 Alcance de la Señalización Digital de Subscriptores Sistema 1 (DSS1).

Las especificaciones de señalización establecen el procedimiento de las interacciones entre el usuario y la red para que ISDN soporte frame relay. Las especificaciones definen procedimientos de los puntos de referencia S, T y U; y de los canales B, H y D. El subscriptor digital del sistema número 1 (DSS1) se aplica ha dos casos (ver figura 6.53).

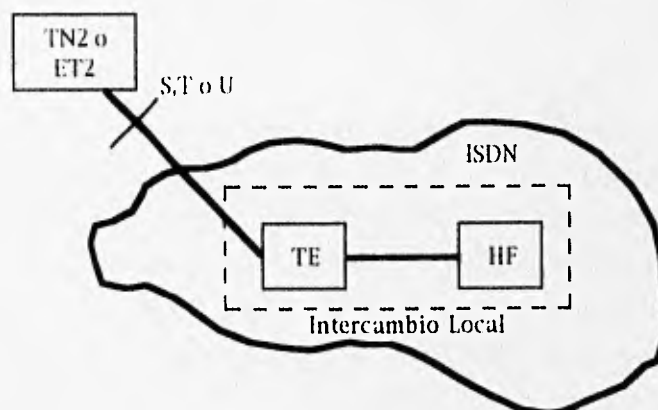
En el primer caso, el cual es llamado A, el procedimiento define el acceso circuito-conmutador a puntos determinados de cambio ISDN a una trama remota manejable (RFH, Remote Frame Handler). En el acceso A, la conexión se establece directamente por dos pasos. En el paso 1, un circuito-modos soporta el servicio establecido utilizando la recomendación Q.931; luego, en el segundo paso, la conexión soporta frame relay establecida de acuerdo con los documentos explicados en esta sección. El caso A esta registrado solamente para los canales B y H. El caso A también permite a la conexión ser iniciada por el manejo de trama local o por el usuario local.

Para el caso B la llamada es establecida por un manejo de trama total con cada uno de los canales B, H ó D. El caso B permite a las conexiones ser iniciadas por administradores de trama local o usuario local. Hay un solo paso complicado. Un servicio de canal D el cual deberá utilizar los procedimientos que se explican en esta sección.

El dispositivo de usuario para cada caso se asume sea un tipo de equipo terminal 1 ISDN (TE1, Terminal Equipment 1) ó la terminación de red 2 (NT2, Network Termination 2). Se conoce de ISDN que el dispositivo NT2 es un agrupamiento funcional ISDN regularmente equivalente a las leyes 1, 2 y 3 de OSI. Consecuentemente, soporta máquinas tales como: PBX, grupos, controladores, etc. El ISDN TE1 es un dispositivo de usuario que soporta un protocolo ISDN.



(a) Caso A



(b) Caso B

Figura 6.53 DSSI caso A y caso B.

6.8.2 Mensajes para Control de Congestión Frame Relay.

6.8.2.1 Estableciendo la llamada.

Como mencionaremos, frame relay utiliza la especificación ISDN Q.931 de conexión de trama de control de mensajes. Estos mensajes están resumidos en la tabla 6.12 y explicados en esta sección. El mensaje SETUP (establecido) es enviado por el originador frame relay a la red frame relay para establecer una llamada frame relay. Por el otro lado de la red, este se envía por el nodo de red al usuario llamado para iniciar el establecimiento frame relay con el sitio remoto. El mensaje SETUP (establecido) contiene un número de campos que describen el tipo de mensaje, el tipo de capacidades que serán establecidas con la llamada, los DLCI's relevantes, el retraso de tránsito sugerido terminal-a-terminal, los parámetros de operaciones y algunas características de la red OSI que están siendo suministradas, direcciones de grupo del llamando y llamado, entre otras características.

Mensaje de Control de Conexión de Frame Relay
<i>Establecimiento de llamada</i>
Conexión Procedimiento de llamada Cursamiento (progress) Acuse de recibo de conexión Inicialización Sobreaviso
<i>Limpia de llamada</i>
Desconexión Liberación Liberación completa
<i>Miscelaneos</i>
Jerarquía (Status) Pregunta de jerarquía

Tabla 6.12

Tendremos que decir más acerca de contenidos específicos de los mensajes en el transcurso de esta sección. Estando conscientes que muchos de los parámetros se describen aunque sean opcionales o no requeridos.

Si el mensaje SETUP (establecido) es aceptado por la llamada de usuario, utilizará respuestas con una CONEXION de mensajes los cuales son enviados hacia el nodo local y retransmitido en directo a la red para la inicialización del llamado frame relay. Este contiene varios identificadores dentro del mensaje, tan buenos como parámetros de marcación con retraso de tránsito, DLCI's, etc. El mensaje CONNECT ACKNOWLEDGE se envía por la red a el usuario llamado frame relay para notificar al usuario que una llamada puede tomar lugar. Como una opción, éste también puede ser enviado por el usuario llamando frame relay sobre la recepción de un mensaje CONNECT.

El mensaje ALERTING se envía por el usuario llamado a la red y enviado al usuario llamando para indicar que una llamada al usuario llamado ha sido efectivamente iniciada. En turno, el mensaje CALL PROCEEDING, se envía por la llamada de usuario a la red y enviado al usuario llamando para indicar que un procedimiento para establecer una llamada ha comenzado. Esto también indica que una llamada de información adicional para esta llamada no es necesaria y no será aceptada.

El mensaje final de llamada SETUP (establecida) es el mensaje PROGRESS. Este se envía por la red o el usuario para proporcionar un estado acerca del progreso de la llamada. Esta llamada se ha intentado utilizar en medio ambiente de interconexión de redes (internetworking).

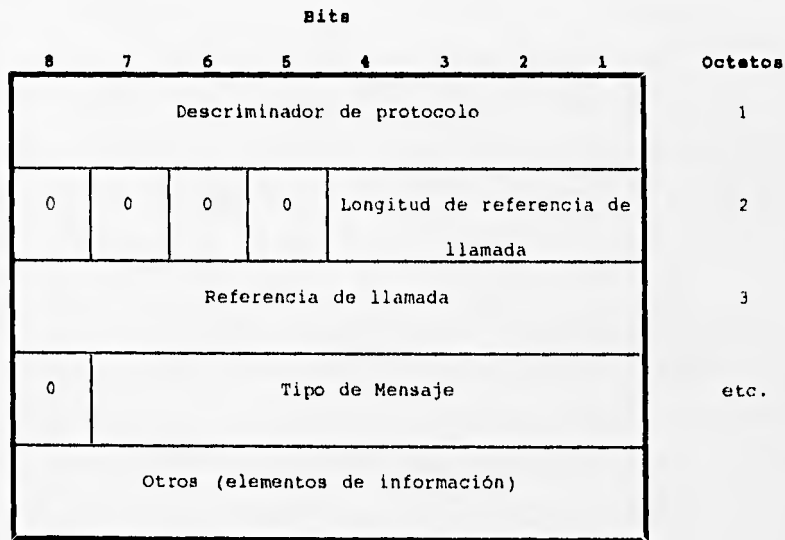
6.8.2.2 Limpiando la llamada.

Tres mensajes son utilizados para limpiar la llamada frame relay. Primero, cada parte puede emitir una DESCONEXION (DISCONNECT) la cual solicita a la red limpiar la llamada frame relay. Por turnos, un mensaje RELEASE se envía por el usuario o la red indicando que la conexión ha ocurrido y, si un DLCI ha sido utilizado, este se libera para otros usos. Finalmente, la LIBERACION COMPLETA (RELEASE COMPLETE) limpia la llamada y establece si el canal esta disponible para reusarse.

Durante las operaciones de desconexión, cualquier llamada de referencia deberá ser liberada (la llamada de referencia, la cual es un campo dentro del mensaje, que será liberado también).

6.8.2.3 Otras conexiones de control de mensajes.

Hay otras dos conexiones de control de mensajes que posiblemente sean utilizadas por el administrador de llamadas frame relay. Un mensaje STATUS (ESTADO) invoca un mensaje STATUS ENQUIRY (PETICION DE ESTADO) el cual es simplemente una respuesta a los mensajes STATUS (ESTADO). Los mensajes STATUS ENQUIRY pueden ser enviados por el usuario o la red para solicitar información acerca de varias operaciones y procedimientos que ocurren dentro de la red frame relay. Los mensajes STATUS y STATUS ENQUIRY son también utilizados para reportar ciertos errores y mensajes de diagnósticos los cuales se explican en esta sección.



Discriminador de Protocolo - Distinciones de los mensajes de control de llamada de otros

Referencia de llamada - Identificaciones de cada llamada

Tipo de Mensaje = Función de identificación de llamadas

Otros = Contiene otros campos específicos para tipo de mensaje

Figura 6.54 Mensaje DSSI.

6.8.2.4 Formatos de mensaje DSS1.

Ahora que hemos desarrollado un conocimiento general de los mensajes frame relay, será provechoso examinar los contenidos de los campos de los mensajes para obtener un mejor conocimiento de como los mensajes son utilizados para control de conexión frame relay. La figura 6.54 ilustra el formato y campos de los mensajes.

6.8.2.5 Campos requeridos.

El protocolo discriminador de campos ocupa el primer octeto del mensaje. Su propósito es distinguir mensajes de control de llamada usuario-red de otros mensajes. Para el propósito de frame relay, el valor del protocolo discriminador para las especificaciones ANSI y CCITT es de 00001000. Este valor se define en Q.931 para identificar mensajes de control de llamada de red. Esto es también definido de la misma manera en las especificaciones frame relay de ANSI y CCITT.

El segundo octeto contiene cuatro bits de la longitud del campo de referencia de llamada. El campo de referencia de llamada ocupa 3 octetos del mensaje. El propósito de este campo es identificar únicamente cada llamada en la interfase frame relay. El campo de referencia de llamada es completamente similar a un número de canal lógico de X.25, en que este sólo tiene un significado local en la interfase frame relay.

El campo de referencia de llamada podría contener un valor diferente en la interfase remota. Por consiguiente, el valor del campo de referencia no tiene significado en terminal-a-terminal. Como dos valores de referencia de llamada son trazados uno con otro en una conexión terminal-a-terminal no se define en ninguno de estos estándares. La red es libre para implementar algún procedimiento de demanda apropiada.

El último campo requerido de todos los mensajes frame relay DSS1 es el mensaje de tipo de campo. Este ocupa los siete bits del cuarto octeto del mensaje. Este campo identifica el tipo de mensaje que se empieza a enviar a través de la interfase. Estos tipos de mensajes fueron explicados en la última sección resumida en la tabla 6.11.

6.8.2.6 Campo (elemento de información aka) específico de mensajes.

Los otros campos, siguiendo a los campos obligatorios, son codificados basados en que tipo de mensaje esta empezando a procesarse. Esta sección describe estos campos en relación a el tipo de mensaje específico. Los campos están referidos como *elementos de información*; de ahora en adelante se utilizará este término. La tabla 6.13 lista los elementos de información y los mensajes en los cuales ellos son utilizados. Para el propósito de esta discusión, los documentos ANSI serán utilizados con referencia a los documentos CCITT si existen notables excepciones.

La *causa* de elementos de información se utiliza para generar mensajes, los cuales contienen principalmente diagnósticos de información. Los elementos de información contienen un campo para describir la localización del punto relevante relacionado a la causa. Como ejemplos, los campos de localización pueden contener un identificador de un usuario, una red privada sirviendo a un usuario local, una red pública sirviendo un usuario local, un red de tránsito, una red internacional, etc.

Dentro de la causa de los elementos de información es la causa el valor. Este valor es algunas veces de un campo genérico para describir el aspecto general del evento que se empieza a reportar. Consecuentemente, eventos tales como un evento normal, recurso inevitable, y error de protocolo, son identificados en este campo. Sobre 50 códigos de diagnóstico pueden ser colocados en este elemento de información. Notificaciones tales como llamadas rechazadas, facilidades rechazadas, redes fuera de orden, llamadas bloqueadas, soportar capacidades no autorizadas, invalidar llamadas de valor de referencia, y destino incompatible, están todas disponibles para la causa de elementos de información. En suma, para operaciones frame relay, otros dos valores de causa están disponibles: conexión virtual permanente fuera de servicio y conexión virtual permanente operacional.

La *capacidad de soporte* de elementos de información es utilizado para identificar un servicio de soporte CCITT I.122. Este elemento es sólo utilizado por la red para identificar un servicio de red. El valor dentro de este campo identifica un modo de transferencia como el modo de trama.

Mensaje para el Control de Conexión de Frame Relay

Esta tabla contiene los elementos de información para cada uno de los mensajes del control de conexión de Frame Relay. Hay seis mensajes para el establecimiento de llamada numerada de la 1 a la 6. Tres mensajes para el término de la llamada numerada de la 7 a la 9, y dos mensajes misceláneos 10 y 11. La tabla identifica todos los elementos de información; las marcas "X" los elementos apropiados para cada mensaje

- | | |
|--------------------------------|--------------------------------|
| 1. Alerta | 7. Desconexión |
| 2. Procedimiento de llamada | 8. Liberación |
| 3. Conexión | 9. Liberación completa |
| 4. Acuse de recibo de conexión | 10. Jerarquía |
| 5. Desarrollo | 11. Interrogación de jerarquía |
| 6. Inicialización | |

Elemento de información	Mensaje de control de conexión										
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Discriminador de protocolo	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X
Referencia de llamada	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X
Tipo de mensaje	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X
Causa					X	X	X	X		X	
Capacidad de portadora									X		
Identificación de canal	X	X	X						X		
Conexión de enlace de datos ID	X	X	X						X		
Indicador de desarrollo									X		
Facilidades específicas de red	X	X	X			X			X		
Estado de llamada										X	
Pantalla	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X	X
Retardo de tránsito punto a punto			X						X		
Parámetros binarios de paquete *			X						X		
Parámetros principales de enlace *			X						X		
Parámetros de protocolo de enlace *			X						X		
Número de grupo del llamante									X		
Subdirección de grupo del llamante									X		
Número de grupo del llamado									X		
Subdirección de grupo del llamado									X		
Número conectado			X		X		X	X			
Subdirección conectado			X		X		X	X			
selección de red de tránsito									X		
Indicador de repetición									X		
Capacidad de capa baja			X						X		
Capacidad de capa alta									X		
Usuario-usuario	X		X		X		X	X	X		

* Notación de enlace y paquetes referentes a los elementos de información de la capa de enlace y la capa de paquetes.

Tabla 6.13

Un subcampo importante dentro de este elemento de información identifica la ley 2 del protocolo. Para los estándares ANSI, este T1.618 identifica aspectos fundamentales de frame relay. Para la implementación CCITT se define el anexo A de Q.922. El soporte de capacidad de campo contiene algunos otros subcampos

menores para indicar que códigos estandarizados CCITT son utilizados de el campo y la capacidad de transferencia de información deberá ser irrestrictamente información digital.

La *identificación de canal* de elementos de información es utilizada para identificar el tipo de canal empezado a utilizar con la interfase. Las opciones de codificación están disponibles para identificar una amplia variedad de opciones de canales. Como ejemplos, este elemento de información puede identificar al canal como soporte de palabra, tráfico síncrono de 64 Kbit/s, y tráfico de 56 Kbits/s, utilizando CCITT E.110 ó X.30, varias opciones con canales B, varias opciones con canales H, etc.

La *conexión de enlace de datos ID (DLCI)* identifica la asignación ó solicitud DLCI por esta conexión. Este elemento de información debería estar dentro del mensaje CALL PROCEEDING en respuesta a el mensaje SETUP (ESTABLECIDO). En adición a DLCI, otros campos en este elemento de información permite a la solicitud para indicar que un DLCI particular es preferida ó que sólo el DLCI también indica que puede ser utilizado.

El *indicador progresivo* de elementos de información es utilizado para describir una operación que ha ocurrido durante una conexión. Este contiene los campos locales descritos en esta sección. Este también contiene una descripción progresiva del campo de condición de información, tal como indicar que llamada no es una llamada terminal-a-terminal ISDN, que el destino de la dirección no es ISDN ó el originador de dirección no es ISDN, y que un retraso ha sido detectado respondiendo en la interfase llamada, etc.

Las *facilidades específicas de red* de elementos de información son utilizados para indicar que, si alguna, facilidad de la ley de red esta siendo solicitada. Esto también indica si estas facilidades están especificadas-a-usuario o requeridas por una red nacional o internacional. El plan de identificación de red también es identificado, como código identificador de red de datos CCITT X.121 (DNIC, Data Network Identification Code). Para frame relay, este campo permite facilidades de la ley 3 de OSI de facilidades orientadas-a-conexión para ser utilizadas por la llamada. Esta información no es procesada con la red frame relay; esta pasa transparentemente entre los usuarios de OSI.

El *estado llamada* de elementos de información contiene información acerca del estado de la llamada. Desde que la llamada establece (setup) operaciones de uso de frame relay utiliza los estándares ISDN Q.931, las llamadas de estado están basadas en las especificaciones CCITT. Mientras una descripción de cada estado de llamada esta más allá del ámbito de este trabajo, debería enfatizarse que más sistemas orientados a conexión tienen estados tales como conector requerido, llamada entregada, llamada presente, llamada iniciada y requerimiento de desconexión. Para el propósito de operaciones frame relay, sólo un estado ha sido sumado, el servicio independiente de llamada.

La *pantalla* de elemento de información puede ser utilizada por el usuario para datos de pantallas tales como caracteres ASCII. Cualquier residente dentro de este campo no es descrito dentro de los estándares aunque la limitación tiene una longitud máxima de 82 octetos ASCII.

EL *retraso de tránsito terminal-a-terminal* de elementos de información permite al usuario solicitar un máximo retraso de tránsito en cada llamada frame relay. El retraso de tránsito esta definido como terminal-a-terminal, de un sólo camino. Este sólo envuelve transferencia de datos de fase y no establecimiento de llamadas. Este incluye también un tiempo total de procesamiento en los sistemas de usuario.

EL *retraso de tránsito terminal-a-terminal* de elementos de información contiene tres valores: retraso acumulativo, solicitud de retraso y máximo retraso terminal-a-terminal. El retraso acumulativo define el más alto retraso que deberá experimentarse con el 95% del tráfico; por consiguiente sólo el 5% de las tramas de esta llamada deberán exceder este valor. Los otros dos campos (retraso solicitado y retraso máximo) se utilizan para checar si la llamada puede ser establecida para encontrar estos valores. Este elemento de información es utilizado en el mensaje SETUP cuando la llamada esta siendo conectada. El formato general de este elemento de información es mostrado en la figura 6.55 (siendo conscientes que el octeto y bit de posicionamiento, tan buenos como el bit no utilizado, no estan descritos en la figura).

Los *parámetros de retraso binario* de elemento de información se utiliza para soportar el servicio de red OSI modo-conexión (CONS, Connection Network Service)

que se asocia con esta llamada. Este contiene campos para solicitar (a) una transferencia de datos esperada, y (b) confirmación de recepción del mensaje. Esto no es procesado por la red frame relay.

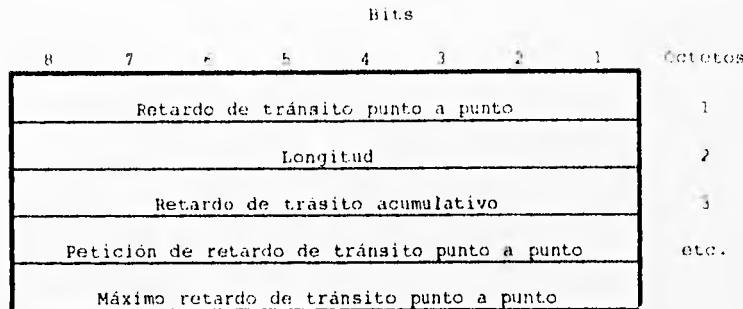


Figura 6.55 Elementos de información de retardo de tránsito punto a punto

Los parámetros centrales de enlace de elementos de información son utilizados para negociar y acordar sobre la ley de enlace de frame relay parámetros centrales de la llamada. Estos parámetros identifican tamaños permisibles de trama frame relay, rendimiento, índice (porcentaje) de ráfaga esperado y porcentaje de trama excedente. La figura 6.56 muestra el formato general de este elemento de servicio de información (siendo conscientes de que el octeto y bit de posicionamiento, tan bueno como el bit no utilizado, no se describen en la figura). El campo de información frame relay esta definido para ser el número de octetos que siguen al campo de dirección y preceden al campo FCS en una trama. Ambos máximos entrante y saliente de tamaño de campo de información de frame relay (FRIF, Frame Relay Information Field) pueden ser negociados. El tamaño saliente FRIF identifica el número máximo de octetos usados que pueden ser enviados desde el usuario llamando al usuario llamado. El tamaño entrante FRIF es el número máximo de octetos enviados desde el usuario llamando a el usuario llamado. Ciertas restricciones son colocadas sobre el tamaño, basados en los canales utilizados D, con 262 octetos definiendo el límite. Para canales B y H el tamaño de FRIF puede estar arriba de 4096 octetos.

El campo de rendimiento permite un rendimiento en bits/s para ser negociado a través de la interfase. En suma, un rendimiento mínimo aceptable puede ser

especificado. El último campo define el menor valor de rendimiento posible, que un usuario llamando puede aceptar. Si alguna red ó usuario llamado no puede soportar este mínimo rendimiento aceptable, la llamada no podrá establecerse.

Bits								Octetos
8	7	6	5	4	3	2	1	
Parámetros principales de la capa de enlace Id								1
Longitud								2
Envío y entrada de tamaños max FRIF								3
Rendimiento (capacidad de canal) Id								etc
Magnitud de envío y Multiplicador								
Magnitud de entrada y multiplicador								
Máximo rendimiento aceptable Id								
Magnitud de envío y multiplicador								
Magnitud de entrada y multiplicador								
Tamaño de ráfaga entregada id								
Valor del tamaño de ráfaga entregada de envío								
Valor del tamaño de ráfaga entregada de entrada								
Tamaño de ráfaga de exceso id								
Tamaño de ráfaga de exceso de envío								
Tamaño de ráfaga de entrada								

Figura 6.56 Elementos de información de los parámetros principales. Nota: Algunos campos son variables en longitud.

El tamaño de ráfaga esperado (ambos entrante y saliente) indica el número máximo de bits que la red transferirá sobre un intervalo medido. El tamaño de ráfaga excedente (ambos entrante y saliente) indica el máximo número de bits no esperados que la red intentará entregar en un período medido. Tanto para el tamaño de ráfaga esperado y el tamaño de ráfaga excedente, los datos posiblemente no sean interrumpidos con señales extrañas tales como banderas. Hacerlo así sería injusto para el usuario final, ya que esto desconfigurará la cantidad de bits utilizados enviados.

El punto en esta investigación es que frame relay no se diseña con extensas capacidades de administración de datos. Sin embargo, el uso de estándares de señalización proveerá una opción para obtención de secuencias de terminal-a-terminal, negociaciones de tamaño de ventana, y retransmisiones. Esto se llevo a cabo con los *parámetros de enlace de protocolo* de elementos de información. Por lo tanto, debe notarse que este servicio esta disponible sólo si los usos de implementación y una adicional característica de capa de enlace maneja estas características, tales como LAPB ó X.75 procedimientos de ley de enlace. Si esta característica es soportada, esta información de elementos de servicio contienen un valor para indicar el número permitido de tramas salientes, retransmisión de reloj, y que secuencia será realizada con el módulo 8 o módulo 128.

Para continuar el análisis de la tabla 6.12, cuatro elementos de información dentro de un mensaje se utilizan para identificar las partidas del usuario llamando y llamado. Ellas son llamadas: *número de partida del llamando*, *subdirección de partida del llamando*, *número de partida del llamado* y *subdirección de partida del llamado*. Los cuatro campos contienen para ambas partes, llamando y llamado un número y una subdirección. Los números están basados en planes de numeración internacionales previamente establecidos.

El *número conectado* de elemento de información se utiliza para identificar la partida de respuesta de la partida. El elemento de información contiene un campo para identificar los tipos de números, tales como un número internacional, un número nacional, número subscriptor, etc. También tiene un campo para identificar el plan de numeración, tal como X.212, E.164, TELEX, y E.163.

La *subdirección conectada* de elementos de información se utiliza para identificar una subdirección de una respuesta de partida. Esto es codificado de conformidad con las recomendaciones de CCITT I.330 e I334. Puede también indicar si un punto de servicio de acceso a red (NSPA, Network Service Point Access) se esta usando sobre las recomendaciones CCITT 213 ó ISO 8348 AD2.

La *selección de red de tránsito* de elementos de información permite a un usuario especificar una red de tránsito para ser utilizada en un proceso de transmisión terminal-a-terminal. Los elementos de información contienen un campo para identificar si una red es nacional o internacional, ó especificación-de-usuario,

tan bueno como un plan de identificación específica de red del número de red. El *indicador repetidor* de elemento de información indica si los elementos de información están repetidos y también, cuantos tiempos ellos repitieron.

El *servicio de compatibilidad de capa baja* de elemento de información es más bien una extensa colocación de campos los cuales identifican el tipo de nivel físico de interfase y protocolo que será utilizado por la llamada. Los campos están previstos para identificar tráfico digital o palabra, circuito o paquete en modo de servicios, los cuales son tan buenos como las velocidades de líneas en bits por segundo. Los campos también son previstos para indicar si varios tipos de recomendaciones CCITT se están empezando a utilizar para formatos síncronos/asíncronos, el uso de relojes independientes de red, mecanismos de control de flujo, porcentaje de adaptación, comienzo de bits para operaciones asíncronas, información de paridad y algunas otras características. Los campos también están disponibles para identificar el tipo de modem, si es necesario. Campos adicionales están disponibles para proveer más información acerca del protocolo de información de la capa 2, tal como el normal IEEE LLC, HDLC's ó modo de respuesta asíncrono, LAPB, y LAPD. Finalmente, la información está disponible para identificar el tipo de usuario empleado en la capa 3, tal como X.25 ó ISO's 8473 de servicios sin conexión.

La *compatibilidad de capa alta* de elemento de información se utiliza para determinar si dos usuarios son compatibles con el resto de los servicios ofrecidos y servicios previstos. Los elementos de información contienen campos para identificar la operación de protocolos sobre frame relay que podrían ser utilizados entre los dos usuarios. Como ejemplos, los identificadores de nivel alto pueden identificar transmisión de facsímile, teletexto, mensajes de telex, X.400, y tipos de protocolos OSI.

El *usuario-usuario* elemento de información es utilizado por el usuario final sólo como un medio para transportar información entre dos usuarios. Este tráfico no está actuando más por la red, pero es transparentemente transportado directo a la red. El campo tiene un tamaño máximo de 131 octetos. También contiene un protocolo discriminador el cual puede ser utilizado para indicar a un protocolo de nivel alto que están operando con las estaciones terminal-usuario. Este campo es un poco similar a el campo discutido previamente en la compatibilidad de capa alta de elemento de información. Como ejemplos, el protocolo discriminador podría

identificar el protocolo internet (IP, Internet Protocol), la ley de red DECnet, la ley de red SNA, etc.

6.8.3 Propuestas para la modificación a Q.933.

Como se escribió, una bastante extensiva modificación a Q.933 ha sido propuesta y es tortuoso su camino hacia el proceso de estandarización. El razonamiento para el cambio de la propuesta es que Q.933 es innecesariamente compleja para un SVC frame relay. La tabla 6.14 refleja esta propuesta de cambio. Aún, estando consientes que muchos de los elementos mostrados en la tabla 6.13 serán eliminados con la implementación de esta propuesta.

Propuesta de mensajes de control de conexión Frame Relay para la revisión Q.933	
<i>Establecimiento de llamada</i>	
Conexión	
Procedimiento de llamada	
Desarrollo	Propuesta suprime este mensaje
Acuse de recibo de conexión	Propuesta suprime este mensaje
Inicialización	
Alerta	Propuesta suprime este mensaje
<i>Terminación de llamada</i>	
Desconectado	
Liberación	
Liberación completa	
<i>Miscelaneos</i>	
Jerarquía	
Interrogación de jerarquía	
<i>and</i>	
Un listado de muchos elementos de información en la tabla 9.2 podrían ser suprimidos.	

Tabla 6.14

6.8.4 Foro de recomendaciones frame relay para una capacidad de llamada virtual conmutada (SVC, Switched Virtual Call).

El foro frame relay también ha desarrollado una propuesta para un SVC. Difiere de las especificaciones X.933/T1.617 en que es más simple, usa un interfase sin canalización (un canal que no es subdividido dentro de subcanales [e.g., subcanales B y D]), y también es apropiada para las interfases UNI y NNI. También difiere de la propuesta de cambio Q.933 que fue resumida en la sección anterior. Más adelante se describirá la UNI.

La figura 6.57 ilustra el procedimiento en el establecimiento de una llamada SVC. SVC esta trazado con los resultados de usuario en un mensaje SETUP (establecido) a la red frame relay. Este mensaje contiene la información habitual del encabezamiento discutida al inicio de esta sección tan buena como el DLCI para ser asociada con la llamada. El mensaje debería de contener también el número de partida de llamada el cual es una dirección (número) E.164 o su variación norteamericana. Las redes privadas pueden utilizar otros planes de numeración tales como X.121.

Otro campo opcional puede ser colocado en el mensaje y/o tiene valores por default establecidos por ellos. Los valores por default (para elementos de información) que son definidos con tiempos de subscripción son el tránsito de campo de red y los parámetros centrales de la capa de enlace.

El usuario llamando empieza con el reloj T303 en el envío de mensajes establecidos (SETUP). Si este reloj expira antes del mensaje CALL PROCEEDING es retornado y deberá reenviar el mensaje establecido (SETUP) ó limpiar la llamada con un mensaje RELEASE COMPLETE. En cualquier caso, más T303 empezarán otra vez y timing out también, el usuario llamando debería enviar el RELEASE COMPLETE. El mensaje ESTABLECIDO (SETUP) es enviado a la red, en el cual el tiempo de red envía un mensaje CALL PROCEEDING al usuario llamando. Más, recibiendo el mensaje CALL PROCEEDING, los usuarios paran el reloj T303 y empieza el reloj T310. Durante este período, la red examina los servicios requeridos dentro del mensaje ESTABLECIDO (SETUP) y determina si la llamada puede ser soportada. Si es así, el mensaje ESTABLECIDO (SETUP) es enviado a el usuario remoto y la red empieza su reloj T303. El procedimiento del reloj T303 de la red son

los mismos que los discutidos para el reloj utilizado con el usuario llamando. El mensaje ESTABLECIDO (SETUP) es relevado a el usuario llamado y este usuario responde con un mensaje CALL PROCEEDING.

Adicionalmente, si la llamada es aceptada, el usuario envía un mensaje CONNECT a la red. La red, recibiendo el mensaje CONNECT, comienza con el reloj T313. Este mensaje CONNECT es relevado directamente por la red a la partida de llamada. El usuario llamando, mediante recepción de mensaje CONNECT, detiene el reloj 310, enviando un CONNECT ACKNOWLEDGE a la red, y un estado de llamado activo es introducido (estado U10). Del mismo modo, la emisión CONNECT desde el usuario llamado en la UNI remota requiere que la red frame relay envíe también un CONNECT ACKNOWLEDGMENT a el sitio remoto. Esto también coloca al otro lado de el UNI dentro de una llamada de estado activo. Una vez completo el éxito de todas estas acciones que han sido colocadas, el tráfico luego puede fluir a través de el UNI.

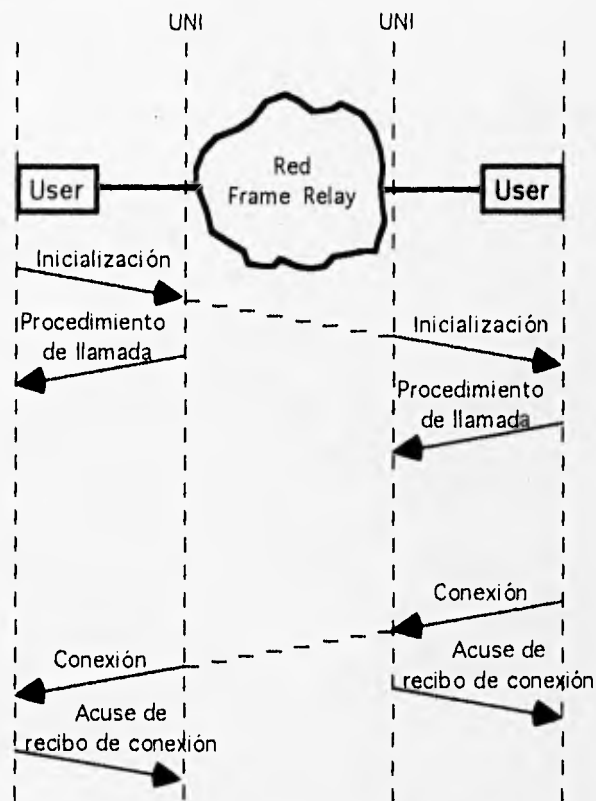


Figura 6.57 Inicialización de conexión a un SVC UNI.

La figura 6.58 muestra el procedimiento de la limpieza de una llamada. Ambos la partida de usuario o la partida de red posiblemente liberen la llamada por la emisión de un mensaje DISCONNECT. Cualquiera partida es envuelta, mientras la partida de recepción esta recibiendo un mensaje DISCONNECT, esta deberá tomar un turno para enviar un mensaje RELEASE de vuelta a la partida de limpieza. El mensaje RELEASE luego solicita un mensaje RELEASE COMPLET, ambos en la UNI local tan buenos como la UNI remota. Sobre la emisión de un mensaje DISCONNECT, la partida emitiendo activa el reloj T305 y notifica al plano-U de la entidad central de frame relay que un procedimiento de limpieza de llamada ha empezado. Si T305 expira antes que el RELEASE retorne , luego el originador deberá reenviar el RELEASE y empezar el T308. Si T308 expira otra vez, luego ningún mensaje es enviado pero la llamada debe retornar a un estado nulo, U0 ó N0.

La partida que recibe el mensaje RELEASE puede luego parar el reloj T305. La partida que recibe el mensaje DISCONNECT obviamente emite el mensaje RELEASE, y da inicio al reloj T308, y notifica a la entidad del plano-U acerca de la liberación del DLCI. Un mensaje PROGRESS posiblemente sea enviado a el usuario llamando para informar a este usuario que posiblemente tome un tiempo largo para procesar la llamada. Esta aproximación deberá permitir relojes seguros para ser parados los cuales eviten tiempos fuera innecesarios.

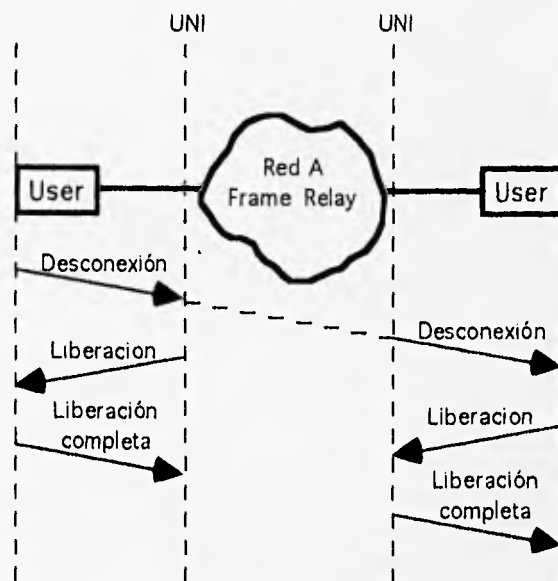


Figura 6.58 Desconexión UNI.

6.8.5 Provisiones ANSI para Servicios de Red en Modo de Conexión sobre Frame Relay.

ANSI T1.617, anexo C, describe el procedimiento para el uso del servicio de red modo-conexión (CONS, Connection Network Service) de OSI sobre frame relay, esta sección proporciona un resumen de estos servicios.

6.8.5.1 La interfase CONS.

Las interconexiones entre las capas de transporte y red representan la descripción entre la red (las tres capas bajas) y el usuario (las cuatro capas superiores). La relación de las leyes se muestra en la figura 6.59. En esta sección, nosotros aprenderemos como comunicar las capas. CCITT X.213 se utiliza como ejemplo de este sujeto. La ISO publica un documento similar designado como DIS 8348.

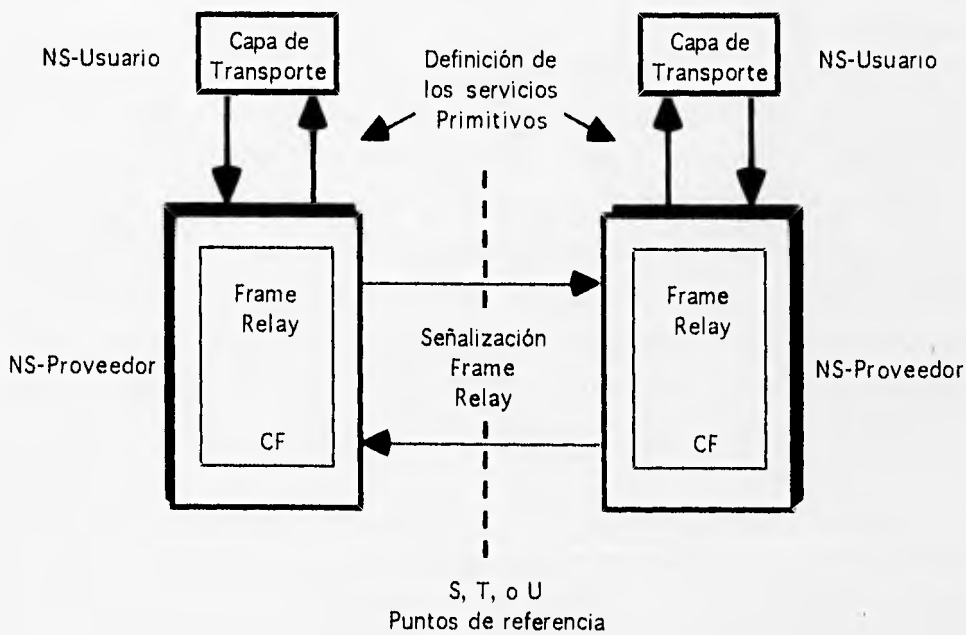


Figura 6.59 CONS OSI y Frame Relay.

Como las otras capas OSI, la capa de red, permite al usuario de servicios de red requerir ciertas calidades de servicio (QOS, Qualities Of Service). En suma, el servicio de red provee esquemas de direccionamiento que permiten al usuario del servicio de red referirse a alguno otro usuario sin ambigüedad.

6.8.5.2 Servicios primitivos de red.

Como todas las capas OSI, los servicios de red son invocados (solicitados) como primitivos. Los primitivos utilizados por los servicios de red de frame relay se encuentran ilustrados en la tabla 6.15. Los parámetros son también mostrados con los primitivos. En suma, la tabla también muestra la relación de los primitivos y los parámetros para los mensajes Q.931 y los elementos de información. Estos primitivos son utilizados en varias secuencias para actuar en el establecimiento de la red y liberación de la red.

Para establecer una conexión, el usuario NS (usualmente una red de transporte a menos que esta entidad sea localizada en un ruteador) emite un requerimiento primitivo. Asociado con este primitivo se encuentra el término Tgt el cual es una abreviación de rendimiento de tarjeta y tamaño de ráfaga de tarjeta-esperada de esta sección. También asociado con este primitivo es el término LQA, el cual significa la menor calidad aceptable (Lower Quality Acceptable). Este parámetro en el primitivo significa para la entidad frame relay lo que el mínimo rendimiento aceptable sería para la conexión. Frame relay utiliza esta información para crear un mensaje SETUP (ESTABLECIDO) dentro del evento 2. El parámetro *TP req* refleja el rendimiento requerido, el parámetro etiquetado (labeled) *CBS req* representa el tamaño entregado de ráfaga requerido, y el parámetro *Min TP* establece el mínimo rendimiento aceptable. Como muestra la figura 6.60, este mensaje ESTABLECIDO (SETUP) es enviado directamente a la red.'

En el evento 3, la red frame relay actúa sobre este mensaje y releva el mensaje a la entidad frame relay en el sitio remoto del requerimiento primitivo con el parámetro titulado seleccionado. Este parámetro seleccionado contiene parámetros contiene información que es trazada a el mensaje CONNECT dentro del evento 6. Los valores seleccionados son utilizados para crear los campos en el evento 6 etiquetando TP, de acuerdo (al rendimiento) y CBS, de acuerdo (al tamaño de

ráfaga). Este tráfico es luego relevado a la red frame relay. Los campos no son cambiados del evento 6 al evento 7. Entonces, los campos en CONNECT en el evento 7 son utilizados para crear los parámetros etiquetados seleccionados en el evento 8. N-CONNECT confirma el primitivo. Una a la vez de todas estas acciones se han completado y una conexión de red ha sido establecida.

CONS OSI Primitivos y mensajes de señalización Frame Relay (para la inicialización de la conexión)	
Primitivos	Mensajes Frame Relay
Petición de N-CONEXIÓN	INICIALIZACIÓN (usuario a red)
Indicaciones N-CONEXIÓN	INICIALIZACIÓN (red a usuario)
Respuesta N-CONEXIÓN	CONEXIÓN (usuario a red)
Confirmación N-CONEXIÓN	Conexión (red a usuario)
Parámetros en los primitivos	Elementos de información
Dirección del llamado	Numero de grupo llamado Subdirección del grupo llamado
Dirección del llamante	Número de grupo del llamante Subdirección de grupo llamante
Dirección de respuesta	Número de grupo Conectado Subdirección de grupo conectado
Selección de confirmación de recepción	Parámetros binarios de la capa de paquete
Selección de datos expedidos	Parámetros binarios de la capa de paquete
QOS	
Capacidad de canal (Throughput)	Parámetros principales de la capa de enlace
Retardo de tránsito	Retardo de tránsito punto a punto
Protección	Para estudios posteriores
Prioridad	Para estudios posteriores
Datos de usuario NS	Datos de usuario

Tabla 6.15

Cuando la entidad de la red recibe el requerimiento primitivo N-CONNECT, este checa los parámetros dentro del primitivo para ver si ellos pueden encontrar los requerimientos. Si estos parámetros no son especificados, se anticipa que sus valores por default serán suplidos. El término anticipado es utilizado porque como esta escrito este servicio no ha sido establecido comercialmente. Si los valores en los subparámetros son especificados, la entidad deberá checar el valor aceptado de calidad más bajo. Si este no puede soportar este nivel de servicio, se requiere retornar una indicación N-DISCONNECT al usuario. Esto efectivamente terminará

cualquier otra operación. Si el servicio puede ser encontrado, la entidad luego utiliza estos parámetros para codificar los campos en el mensaje ESTABLECIDO (SETUP) y, si no es viable para proveer los servicios establecidos en el mensaje, deberá crear un mensaje RELEASE COMPLETE con un diagnóstico indicando que la calidad de servicio (QOS) requerido no esta disponible. Asumiendo que todo viene bien, como se sugiere en la discusión previa, las operaciones ocurrirán de acuerdo a los eventos descritos en la figura 6.60.

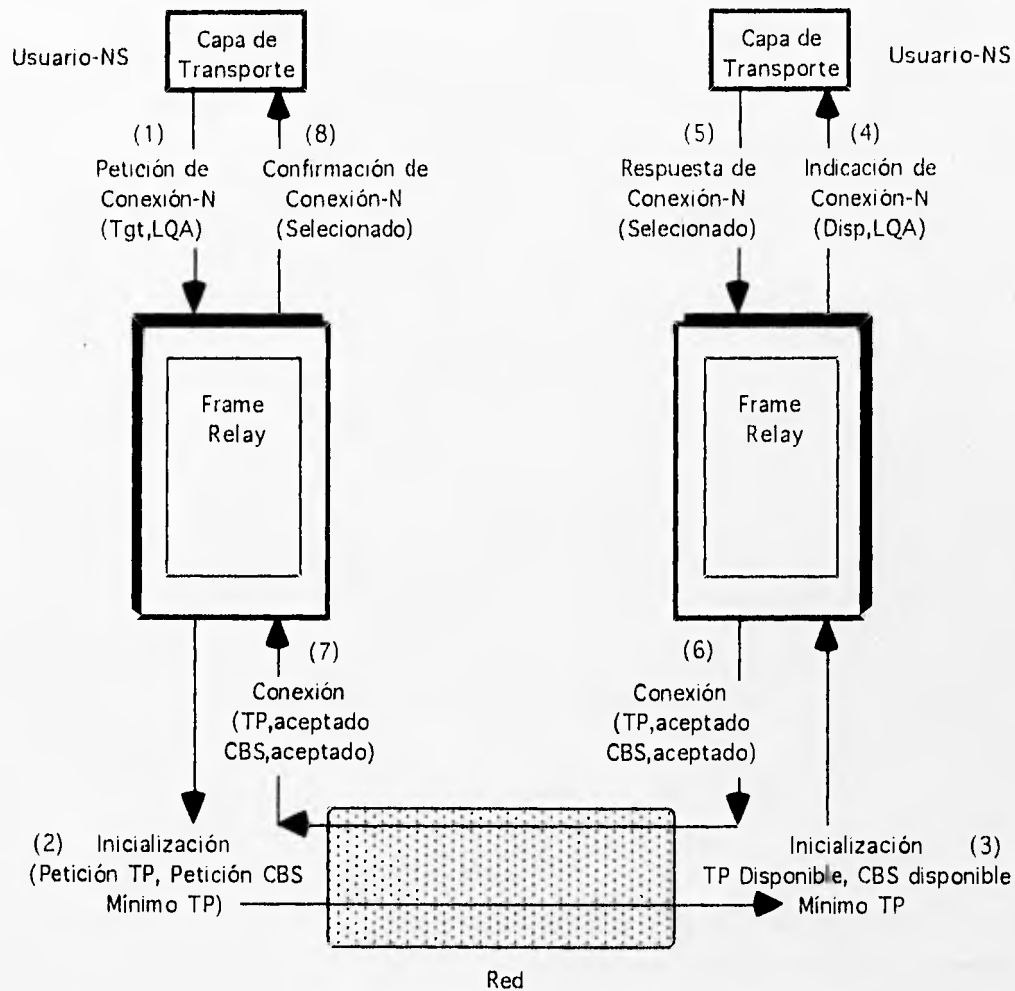


Figura 6.60 Relación de OSI CONS primitivos y mensajes de inicialización/conexión. PT=(Throughput); CBS=(Tamaño de ráfaga entregada; Mínimo TP=(Minima capacidad de canal aceptada); Disp.=(Disponible); Tgt=(blanco); LQA=(Calificación baja aceptable).

La conexión de liberación se obtiene directamente del uso del requerimiento N-DISCONNECT y N-DISCONNECT indicación primitiva. Se ilustra en la tabla 6.16, la relación de los mensajes primitivos DISCONNECT RELEASE y RELEASE, tan buenos como la relación de los parámetros y primitivos para los elementos de información dentro del mensaje. Los mensajes pueden obtener un número de diagnóstico para indicar la razón del N-DISCONNECT.

OSI CONS primitivos y mensajes de señalización Frame Relay (para desconexión)	
Primitivo	Mensaje Frame Relay
Petición de desconexión-N	Desconexión (usuario a red) Liberación (usuario a red) Liberación completa (usuario a red)
Indicación de desconexión-N	Desconexión (red a usuario)
Parámetros en primitivos	Elementos de información
Dirección de respuesta	Número de grupo conectado
Originador	Causa
Razón	Causa
Datos de usuario-NS	Usuario-usuario

Tabla 6.16

6.9 La Interfase Red-a-Red (NNI).

6.9.1 La colocación de NNI en las redes.

El estudio inicial del trabajo frame relay ha sido centrado en la interfase usuario-red (UNI, User-Net Interface). Este trabajo se dio a conocer en la publicación, del foro frame relay (basado en ANSI's T1.617, Anexo D), de una interfase red-a-red (NNI, Network-to-Network Interface). Esta interfase es considerada instrumento para el éxito de frame relay ya que define el procedimiento para diferentes interconexiones de redes (una a una) para soportar operaciones frame relay.

La relación de la UNI en la NNI se ilustra en la figura 6.61. Obviamente, la UNI define los procedimientos entre el usuario y la red frame relay, y la NNI define los procedimientos entre redes frame relay.

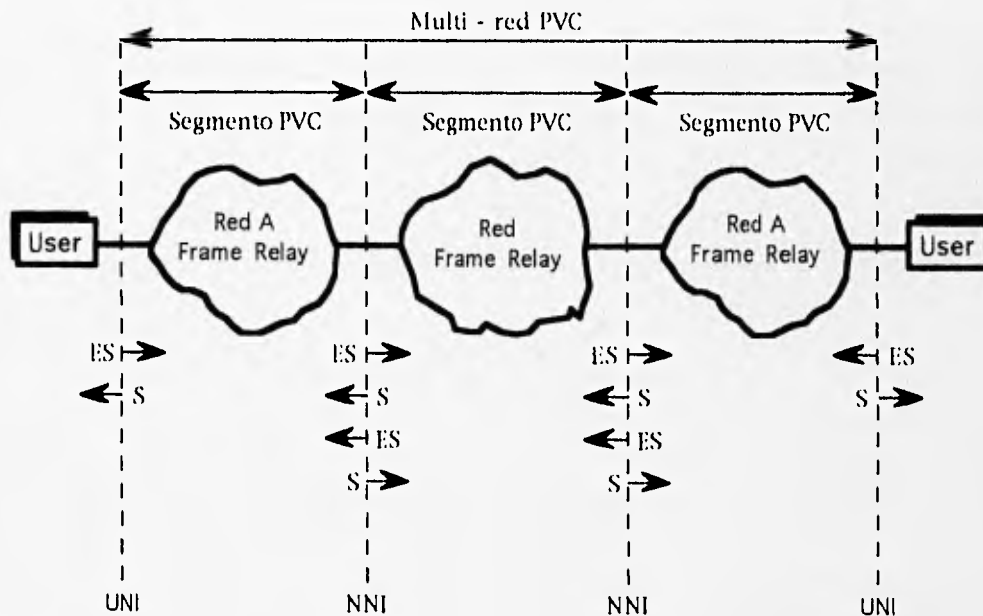


Figura 6.61 Interconexión Frame Relay. ES = Interrogación de jerarquía (estado); S = Estado (podría ser FS = Estado lleno).

Una operación Frame relay a través de más que una red frame relay es llamada una multired de trabajo PVC. Cada pieza del PVC prevista por cada red es un segmento PVC. Por lo tanto, la multired de trabajo PVC es la combinación de los segmentos relevantes de PVC. En suma, la NNI utiliza un procedimiento de red bidireccional publicado en la recomendación ANSI T1.617 Anexo D y más allá requiere que todas las redes involucradas dentro de PVC deban soportar procedimientos NNI tan buenos como los procedimientos UNI.

Operaciones completas de interconexión de redes entre redes frame relay requieren que los procedimientos estipulados en ANSI T1.617 anexo D sean utilizados en el UNI y el NNI. Este concepto significa que un usuario envía un estado de petición (SE, Status Enquiry) de mensaje a la red y la red responde con un estado (S) de mensaje. El mensaje SE, como el nombre lo sugiere, se utiliza para interrogar a la recepción acerca del estado de los segmentos PVC. En turno, el SE provee información acerca de los segmentos PVC. Procedimientos bidireccionales en el NNI requieren que cada red permita enviar estados de petición y estados de mensaje.

Mensajes enviados a través de NNI son encapsulados dentro de una trama de información no-numerada (UI, Unnumbered Information) HDLC. Desde entonces el UI no tiene ningún reloj o secuencia de números asociada con esta, estas características son sumadas dentro de los mensajes SE y S. Los mensajes son enviados sobre DLCI 0, con el sondeo de bit UI (P bit, Poll bit) colocado en 0. Los bits BECN, FECN y DE no son utilizados y colocados en 0.

6.9.2 Operaciones mayores de NNI.

Las principales operaciones de NNI envuelven estos servicios:

- Notificación de la suma de un PVC.
- Detección de la supresión de un PVC.
- Provee notificación de fallas UNI o NNI.
- Notificación de un segmento PVC disponible o no disponible.
- Verificación de enlaces entre nodos frame relay.
- Verificación de nodos frame relay.

Estas operaciones toman lugar directamente del intercambio de estado (S) y estado de petición (SE) de mensajes (definidos en ANSI T1.617 anexo A y punto 6.8 de este libro) que contiene información acerca de los estados del PVC. En esencia, la NNI utiliza los procedimientos de petición acerca de los estados del PVC con el UNI y simplemente les aplica la NNI. Con esto en mente, ahora exploraremos las principales operaciones de la NNI.

6.9.3 Parámetros requeridos para las interfases NNI/UNI.

Como se explicó, la NNI utiliza los procedimientos establecidos por ANSI T1.617 anexo D del UNI. Por lo consiguiente, sondeos periódicos toman lugar entre el equipo de usuario y el equipo de red para establecer el estado de los enlaces PVC y los nodos frame relay. Los parámetros asociados con estas operaciones de sondeo tratan con estados de petición de mensajes y estados de mensajes completos (información sobre todos los PVC's).

Como cualquier operación convencional de sondeo, la conducta (funcionamiento) esta determinada directamente de la utilización de relojes. En suma, mensajes periódicos son emitidos basados sobre todos los pocos eventos sondeados que ocurren. La NNI estipula que dos colocaciones de relojes, más secuencia de números y ciclos de sondeo, deberán existir entre (a) la UNI y (b) la NNI.

Los procedimientos en el tamaño de usuario deberán incluir soportes para T391, N391, N392 y N393. Los procedimientos en el tamaño de red deberán soportar T391, N391 y N393. La tabla 6.17 describe el propósito de los de los parámetros NNI y los rangos permitidos de estos valores en la NNI.

En todos los T391 segundos, la red envía un mensaje de petición de estado a otra red. Según se emita este mensaje, éste resetea al reloj. Típicamente, el estado de mensaje de petición sólo requiere un mensaje de enlace integral checado. En todos los N391 ciclos de sondeo (un ciclo de sondeo es el intervalo entre los mensajes de estado y estado de petición), el sitio de usuario pregunta por un estado completo de todos los segmentos PVC con un estado completo de mensaje.

En turno, la respuesta (sitio de red) reacciona para cada estado de mensaje de petición con un mensaje de estado y también resetea su reloj T392. La información en el estado de mensaje de petición contiene DLCI's y el estado de los DLCI's. El contador N392 se utiliza para indicar el número de errores ocurridos durante el período de monitoreo N393. El acceso NNI no se considera operacional hasta un acuerdo-sobre el número N393 de ciclos de sondeo (polling, poleo) que han ocurrido. Alternativamente, si el "primer" ciclo de sondeo ocurre sin problemas, la NNI es considerada operacional. Si el primer ciclo sondeado resulta en un error la NNI es considerada no-operacional hasta que un N393 ciclo de sondeo válido ocurra.

Parámetros NNI			
Nombre	Propósito		
N391	Estado lleno de todos los PVC's		
N392	Número de errores ocurridos durante N393		
N393	Contador de monitoreo de eventos		
T391	Verificación de integridad de enlace		
T392	Temporizador verificación de sondeo		
Nombre	Rango	Default	Usuario o lado de red
N391	1-255	5	Usuario
N392	1-10	3	Ambos
N393	1-10	4	Ambos
T391	5-30 Seg.	10 Seg.	Ambos
T392	5-30 Seg.	15 Seg.	Red

Tabla 6.17

6.9.4 Mensajes NNI.

Los mensajes NNI son:

- **Estado de petición (SE, Status Enquiry):** Mensaje que requiere el estado de un PVC ó PVC's, ó solicita la verificación del estado de un enlace físico.

- **Estado (S, Status):** Mensaje que reporta sobre el estado de un PVC ó reporta en el estado de un enlace físico. Devolviendo una respuesta a un mensaje de estado de petición.

Estado lleno ó completo (FS, Full Status): Mensaje que reporta sobre el estado de todos los PVC's en el enlace físico.

Antes que las operaciones NNI sean examinadas, será provechoso describir el formato de los mensajes. La figura 6.62 muestra el contenido de los mensajes SE y S. Para los mensajes de estado de petición, seis campos son utilizados. Estos campos son codificados de acuerdo con ANSI T.607. Por consiguiente, los campos contienen los campos de tipo de reporte, verificación integral de mensaje y estados PVC. La siguiente discusión explica los contenidos de los mensajes y como se relacionan a la NNI.

Como mencionamos, el encabezado contiene el protocolo discriminador, referencia de llamada y tipos de mensajes de quienes su contenido fue discutido en el punto 6.8. El tipo de mensaje es codificado para indicar un mensaje de estado (0111101) ó un mensaje de estado de petición (01110101).

El tipo de mensaje se codifica para indicar un mensaje de estado completo (00000000), una verificación integral de mensaje (00000001) o un sólo estado PVC (00000010).

El campo del verificador integral de enlace actualmente consiste de cuatro octetos. El identificador en el primer octeto se utiliza para etiquetar el resto de los octetos. El segundo octeto contiene la longitud de la verificación de contenidos. Los siguientes dos octetos contienen el envío de número de secuencia y la recepción del número de secuencia. El propósito de estos campos, es asegurar que ambos lados de la NNI reciban todo el tráfico y estar seguros que el enlace es tan bueno que los nodos NNI están operando también propiamente. El número de secuencia enviado contiene el número de este mensaje y el número de secuencia recibido contiene el valor del número de secuencia enviado que fue recibido en el último mensaje. El último campo en el mensaje de estado es el campo de estado PVC, el cual actualmente consiste de seis octetos (cuando el formato de dirección por default de

dos octetos es utilizado). El primer octeto identifica el elemento de información como el estado PVC cuando se coloca en 01010111. El segundo octeto es la longitud del resto de los contenidos. Los siguientes dos octetos contienen el DLCI. El quinto octeto contiene un número de bits que no son utilizados y el nuevo bit (N), el bit supresor (D) y el bit activo (A). Estos bits se colocan en los valores siguientes:

Nuevo bit

0 PVC esta ya presente.

1 PVC es nuevo.

	Bytes
Discriminador de protocolo	1
Referencia de llamada	1
Tipo de mensaje	1
Tipo de reporte	3
Verificación de integridad de enlace	4
Estado PVC	5-8

(a) Mensaje de interrogación de jerarquía

	Bytes
Discriminador de protocolo	1
Referencia de llamada	1
Tipo de mensaje	1
Tipo de reporte	3
Verificación de integridad de enlace	4

(b) Mensaje de Estado

Figura 6.62 Interrogación de estado NNI y mensaje de estado.

El último octeto contiene dos campos, el conteo de red y la razón inactiva. La razón inactiva es utilizada para determinar porque los problemas posiblemente

existan considerando los DLCI's. Esto se codifica para indicar las siguientes situaciones:

- La NNI adyacente ó UNI no soportan razón inactiva.
- El canal NNI ó UNI está inactivo.
- Suprimir segmento PVC dentro de la red adyacente.
- Una falla de segmento PVC ha ocurrido dentro de una red.

El campo de conteo de red es utilizado para proveer la localización relativa de una falla utilizando el número de redes entre la falla y el reporte NNI a lo largo de los multisegmentos NNI.

6.9.5 Ejemplo de operaciones NNI.

Los siguientes ejemplos son explicaciones simplificadas de operaciones NNI. Para mayor detalle el lector puede recurrir al foro Frame relay FRF92.62. Una breve mención fue elaborada con el procedimiento de verificación integral de enlace. Recordando que, los números de secuencia enviado y recibido son utilizados entre las dos entidades para verificar que todo está bien a través del canal N de señalización de enlace DLCI0. Este procedimiento es completamente similar a muchos otros procedimientos de verificación que utilizan secuencia de números. El número de secuencia enviado es simplemente reconocido por el número de secuencia recibido. Ya que ambos, el número de secuencia enviado y recibido residen en el mensaje, una entidad puede enviar un número de secuencia enviado tan bueno como llevar a cuentas el número de secuencia recibido en el mensaje para acusar recibo de (admitir) tráfico previamente recibido desde el transmisor.

En suma, uno de los principales trabajos de la interfase NNI es utilizar sondeos periódicos para notificar al sitio de usuario de nuevos PVC's. Cuando un número PVC es adicionado (sumado), el bit nuevo se coloca en 1 dentro del mensaje NNI para informar al sitio de usuario acerca de este PVC. Inicialmente un PVC nuevo se identifica también con un bit nuevo colocado en 1 y el bit activo colocado en 0. Como hemos visto, el siguiente paso es colocar el bit activo en 1 para acomodar el

efecto de retardo de notificación de varios lados acerca de la creación de PVC y sus disponibilidades. NNI también provee procedimientos de supresión de PVC's y/o hacerlos inactivos.

6.9.5.1 Adicionando un PVC.

Los PVC's son adicionados con el NNI por cada red frame relay informando al usuario de la adición ó la red frame relay informando a otra red de la adición. Ya que segmentos PVC pertenecen a una red, múltiples redes no pueden sumar PVC's simultáneamente. Más bien, los mensajes son enviados entre redes con NNI tan buenos como el usuario y la red con la UNI adicionen una multired PVC llena con cada segmento adicionado uno a la vez. La figura 6.63 muestra un ejemplo de la adición de una multired PVC.

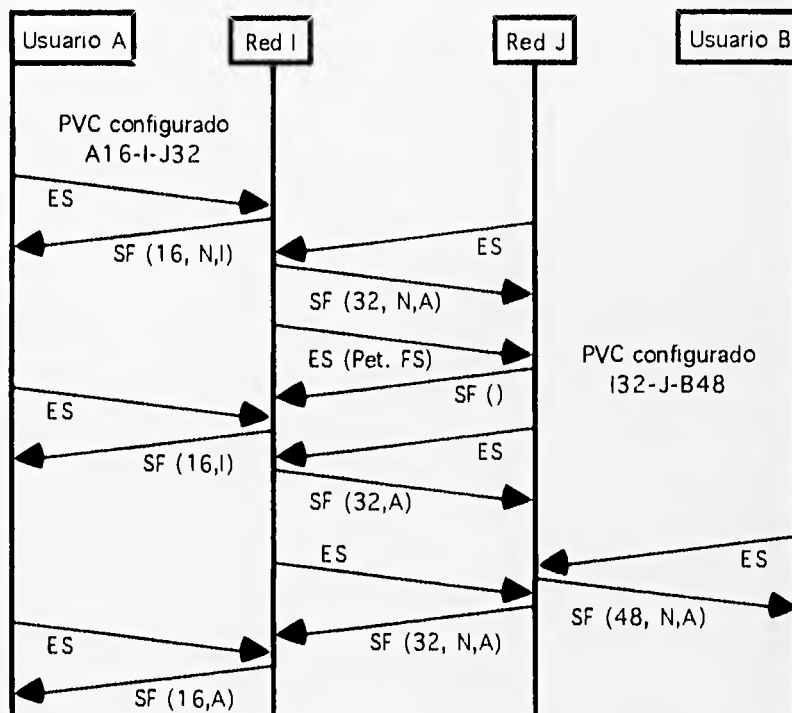


Figura 6.63 Agregando un PVC. ES:Mensaje de interrogación de estado. S:Mensaje de estado. SF:Mensaje de estado lleno. N:pone el bit nuevo a 1; ausencia de significado N pone el bit nuevo a cero. A:pone el bit activo a 1. I:pone el bit activo a 0. (:):mensaje de reporte de estado lleno.

Desde el contexto de un usuario A hacia la red I, DLCI16 esta adicionado. Desde el contexto de una red I a la red J, DLCI32 esta adicionado. Desde el contexto de un usuario B a la red J, DLCI48 esta adicionado. Usted notará que la configuración ocurre un paso a la vez. El segmento de usuario A para la red I ejecuta un estado activo después de que la interfase de la red I a la red J es hecha activa. Los segmentos de interfase I-a-J esperan por notificación activa del segmento entre la red J y el usuario B antes asume un estado activo. La multired PVC no puede ser activada (bit activo=1) hasta que todos los segmentos PVC hayan sido configurados y la verificación integral de enlace haya ocurrido exitosamente sobre todas las UNI's y NNI's.

6.9.5.2 Suprimiendo un PVC.

La supresión de un PVC entre redes sigue el mismo tipo de procedimiento que fue discutido con la adición de PVC. Este tipo de operación se ilustra en la figura 6.64.

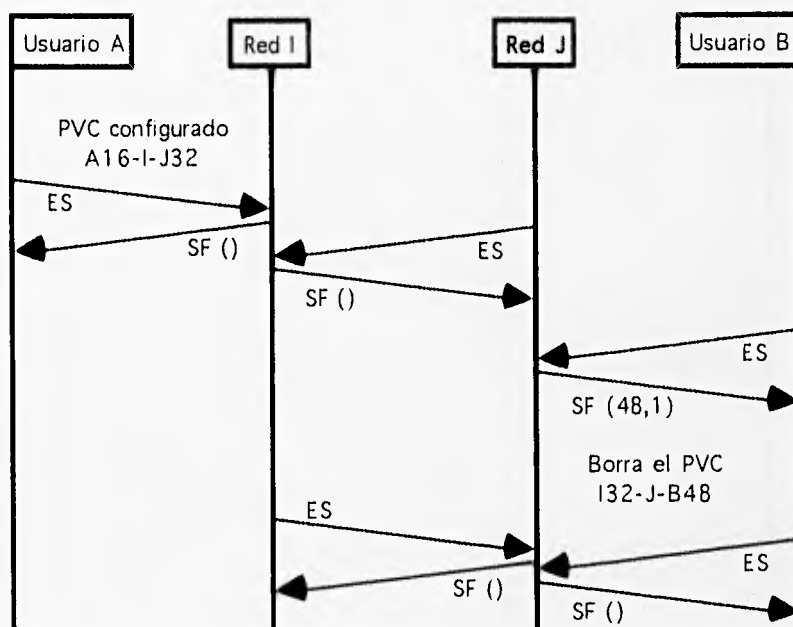


Figura 6.64 Supresión de un PVC. S: mensaje de estado. FS: mensaje de estado lleno. N: pone el bit nuevo a 0; ausencia de significado N pone el bit nuevo a 0. A: pone el bit activo a 1. I: pone el bit activo a 0. () mensaje de reporte de estado lleno.

Puede verse que los segmentos PVC son suprimidos uno a la vez. El usuario A descubre que DLCI16 es suprimido de la red I cuando este recibe el mensaje FS. Seguido, la red J descubre que el segmento PVC entre esta y la red I es suprimido y así informa al usuario B con un mensaje FS indicando que DLCI48 ha sido hecha inactiva. Las últimas operaciones permiten a un PVC lleno ser suprimido.

6.9.5.3 Proviendo de notificación de fallas UNI.

La NNI también establece un procedimiento a una red para detectar una UNI inoperante y notificar al usuario PVC asociado con la UNI acerca del problema.

6.9.5.4 Proviendo de notificación de segmentos inactivos PVC.

Una red se requiere para notificar a su red(es) adyacente(s) y/o la UNI si un PVC viene inactivo. Si la red opera entre otras redes, estas redes son requeridas para relevar notificación a los usuarios finales en la UNI.

6.9.5.5 Proviendo de notificación de fallas de segmentos PVC.

Sobre detección de fallas de una interfase NNI, cada red afectada deberá notificar al usuario afectado que el PVC esta inactivo. Si la notificación de la red descansa entre otras redes, estas redes son requeridas para relevar esta información a los usuarios afectados en la UNI. La figura 6.65 describe estas operaciones.

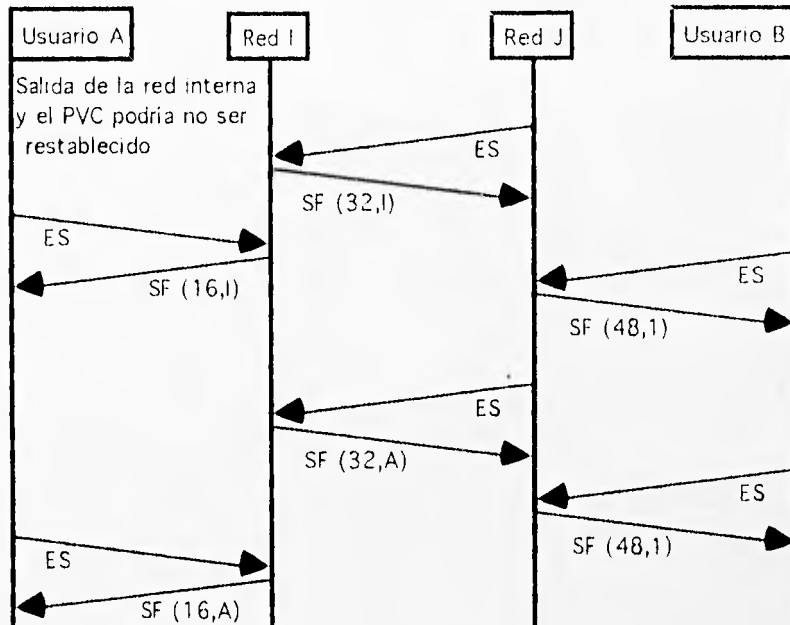


Figura 6.65 Falla de segmento PVC. ES: mensaje de interrogación de estado. S: mensaje de estado. FS: mensaje de estado lleno. N: nuevo bit se pone a 0; ausencia de significado del nuevo bit N se pone a 0. A: bit activo se pone a 1. I: bit activo se pone a 0. (): mensaje de reporte de estado lleno.

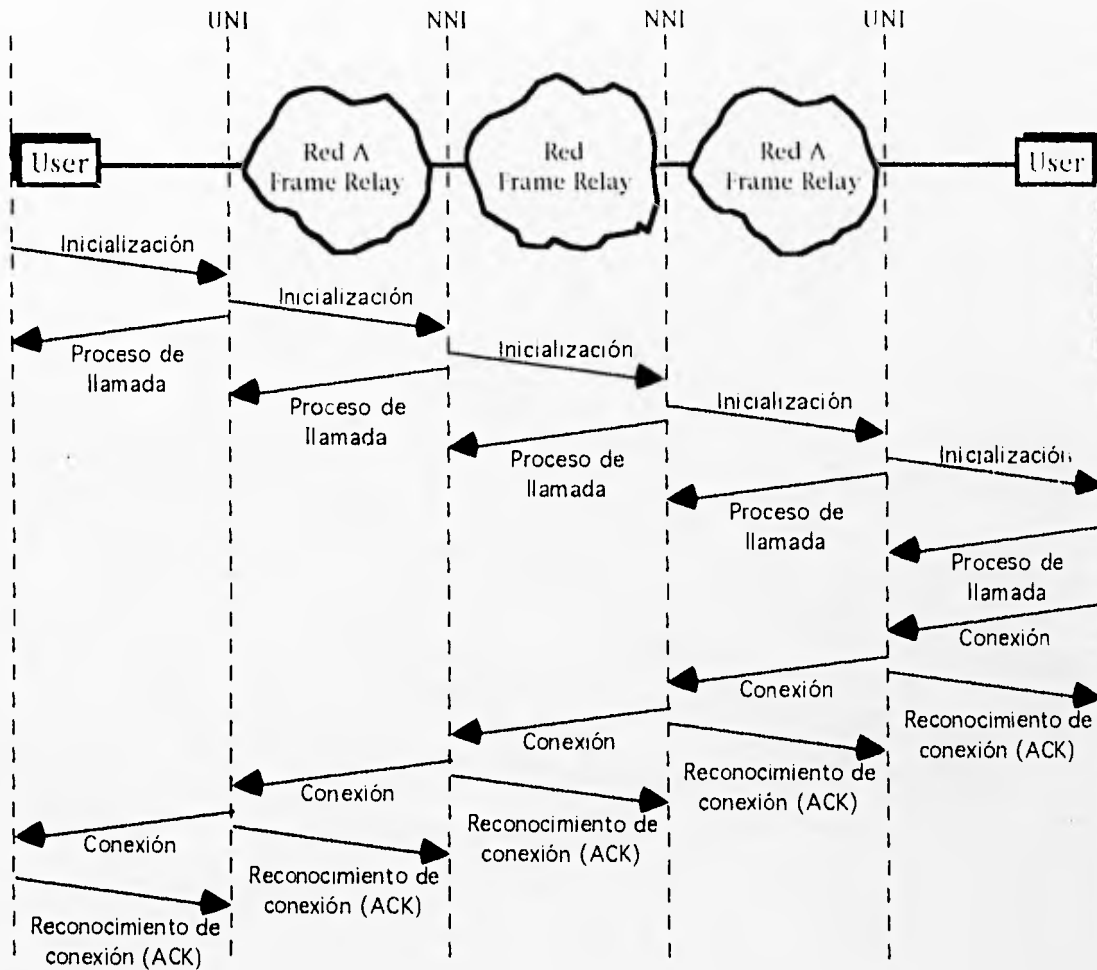


Figura 6.66 Inicialización de conexión SVC NNI.

6.9.6 Operaciones SVC en la UNI.

El punto 6.8 describe la propuesta frame relay de la capacidad SVC en la UNI. La figura 6.66 muestra las operaciones de una conexión establecida y la figura 6.67 en la página 192 la conexión liberada. En el punto 6.8 en la sección titulada "Foro de recomendaciones frame relay de una capacidad de llamada virtual conmutada (SVC, Switched Virtual Call)", los relojes envueltos en esta operación son discutidos con más detalle.

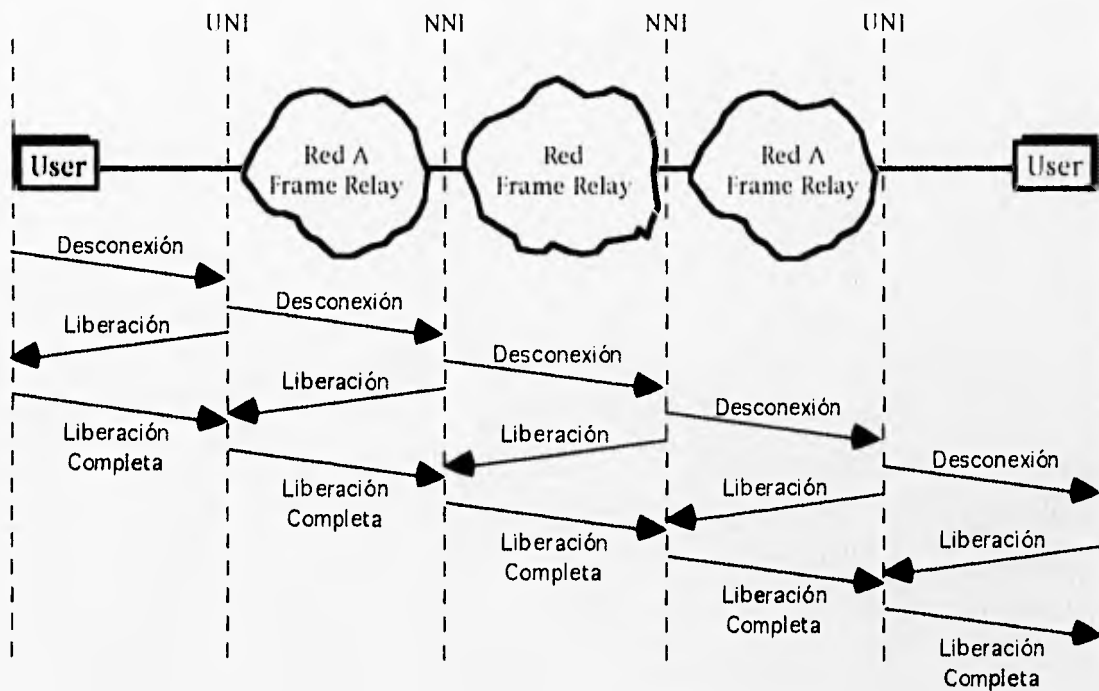


Figura 6.67 Liberación de la conexión SVC NNI.

6.9.7. Ejemplo de interconexión de LAN's a través de Frame Relay.

Como se recordará en el punto 5.4 del ejemplo de interconexión mediante X.25, para transmitir su información el usuario de una LAN a una WAN tenía que pasar por un proceso de conexión que consistía de una fase de establecimiento de conexión, transferencia de información y terminación del enlace. Para el caso de una interconexión mediante Frame Relay el proceso de interconexión se sigue conservando, debido a que actualmente Frame Relay trabaja con PVC's (Circuitos Virtuales Permanentes). La ilustración correspondiente para la interconexión de LAN's por medio de la red WAN Frame Relay es la que se muestra en la figura 6.68.

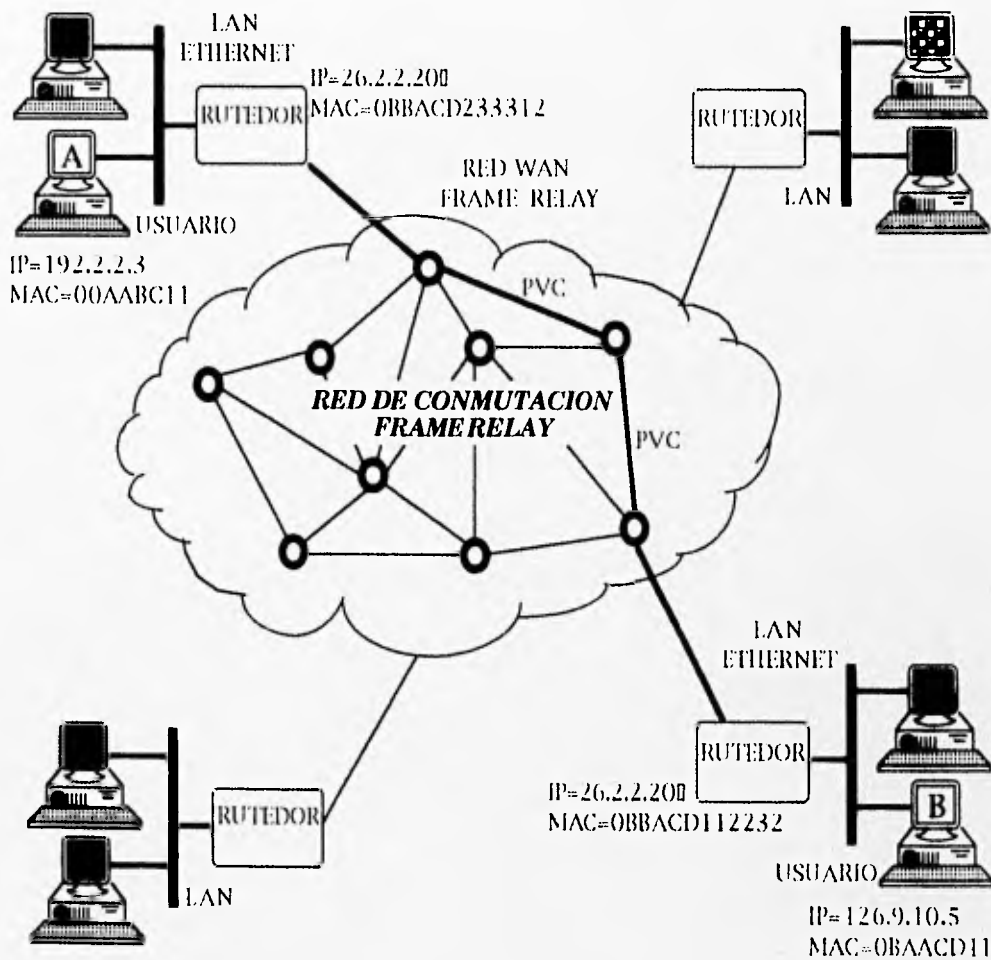


Fig. 6.68 Interconexión de LAN's a través de la red WAN Frame Relay.

En el ejemplo de la figura 5.3 se ilustró como el ingeniero A transmitía su información de la aplicación dentro de una trama 802.3, esto como consecuencia de que se encontraba dentro de una LAN con topología tipo Ethernet, la cual dentro del campo de información almacena la arquitectura 802.2 como lo muestra la fig. 6.69 y 6.70 (para la explicación referente a la figuras veasé el punto 5.4).

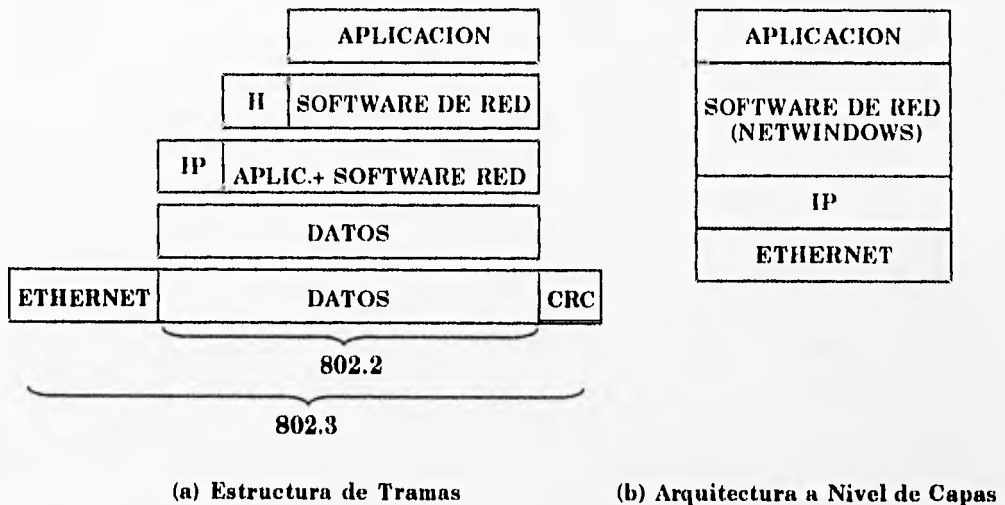


Figura 6.69 Arquitectura LAN Ethernet a Nivel de Tramas.

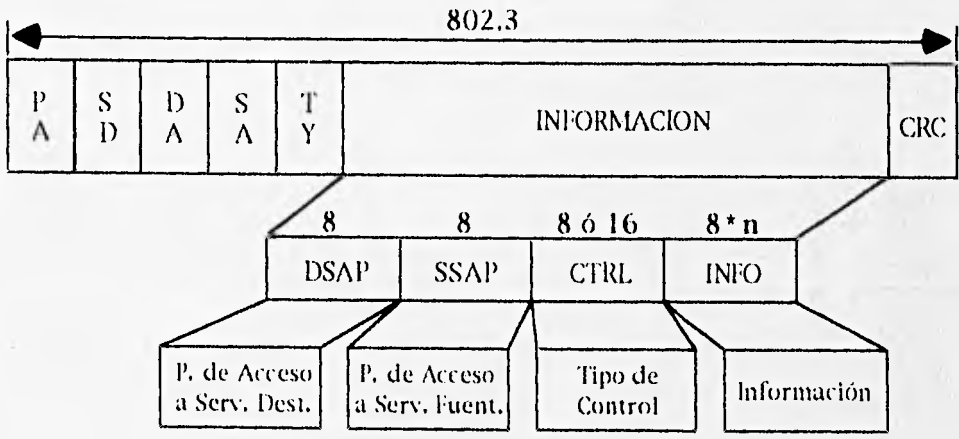
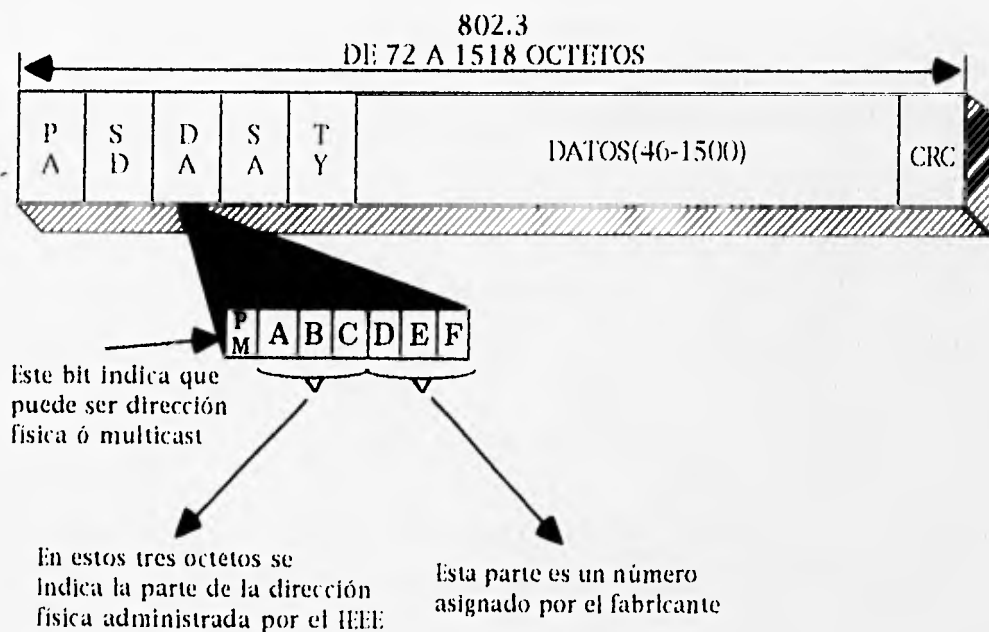


Figura 6.70 Estructura de la Trama Ethernet.

Para comprender mejor la transmisión mediante Frame Relay se hace necesario explicar el campo de dirección fuente (DA) y dirección destino (SA) de la trama 802.3 en base a la siguiente figura 6.71. En la citada figura puede observarse la parte correspondiente al MAC que conforma las direcciones origen y destino de la máquina. De esta manera el DA (Destination Address) es la dirección destino y corresponde a la dirección de la máquina destino, de igual forma el SA (Source Address) es la dirección fuente y corresponde a la dirección de la máquina transmisora del mensaje.

Éstas direcciones MAC son las direcciones de las tarjetas de red, y son asignadas de manera única por el IEEE y los constructores de las tarjetas, es por ello que el MAC se divide en dos partes, es decir, tres bytes corresponden al número de fabricante y los otros tres bytes al número de máquina respectivamente.

Por lo que toca al TYPE (TY) este corresponde al tipo de protocolo, y define al protocolo de alto nivel que se va a utilizar, por ejemplo si es TCP/IP tiene un valor de 800, si es ARP (Address Resolution Protocol) tendrá un valor de 806 y si es un XNS valdrá 600. Para cualquier caso el TYPE se codifica en hexadecimal.



**Fig. 6.71 Estructura del MAC-HEADER
(dirección fuente y dirección destino) de la trama 802.3.**

Debido a que los conmutadores Frame Relay que en su conjunto constituyen la nube dentro de la red pública ver fig.6.68 establecen circuitos PVC's para el enrutamiento del tráfico por lo tanto solo leen el encabezado del PDU de la trama Frame Relay que corresponde al DLCI. La figura 6.72 muestra ésta trama Frame Relay y la parte que corresponde al encabezado que contiene el DLCI.

En Frame Relay para encaminar el tráfico al nodo destino requiere de consultar la tabla de ruteo para verificar el DLCI en la tabla y de esta manera rutear la información al puerto apropiado de salida basado en esta dirección, este número corresponde al número de circuito virtual, que es una de las funciones del protocolo de la capa de red (vendría siendo algo similar a la operación de capa 3 de X.25) ya que esta relacionada con la dirección IP de la capa 3. Dentro de la red el mismo esquema es utilizado aunque los conmutadores Frame Relay no necesitan mantener una estricta relación virtual en la red, en otras palabras, es válido tanto para identificar una conexión virtual de usuario-red o una conexión virtual red-red, el único requerimiento es asegurar la entrega de la información al puerto designado en el DLCI.

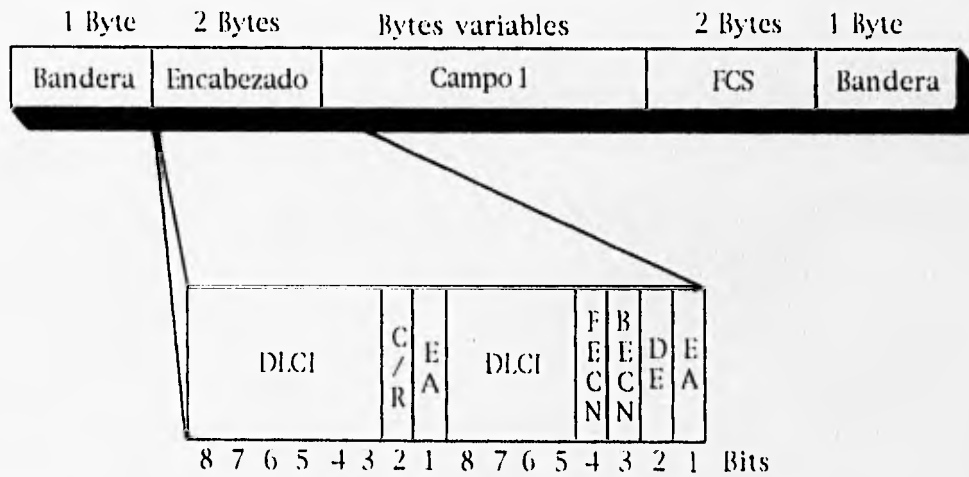


Figura 6.72 El PDU Frame Relay (trama).
El DLCI identifica la conexión Usuario a Red ó Red a Red.

Cuando es enviado una trama Ethernet dentro de la red de área local se envía una dirección IP dentro del campo de datos de la trama 802.3. La dirección IP consiste

de dos direcciones la dirección fuente y la dirección destino. Por otra parte dentro de la misma trama 802.3 se tiene el MAC-HEADER que incluye tanto la dirección de la máquina emisora como la receptora. Es bajo esta idea como la trama enviada por el usuario A pasa por el servidor de la LAN el cual a su vez lo envía nuevamente al ruteador y es aquí donde se verifica la dirección IP para enrutarlo nuevamente al ruteador correspondiente donde se encuentra la terminal destino, desde luego esta función es de encaminamiento entre ruteadores locales, por ejemplo, en un mismo edificio que involucre varias LAN's con sus respectivos ruteadores.

Los ruteadores contienen una tabla de ruteo en la cual en base a la dirección IP asignan las direcciones MAC de la máquina destino, esto es así, debido a que el usuario que quiere hacer llegar su información a alguien en particular, solo conoce la dirección IP del usuario destino, pero no la dirección del MAC que es una dirección de la tarjeta interna de la máquina y por tanto desconocida para el usuario emisor. Como la trama 802.3 conoce el MAC propio pero no el del destino, entonces procede a la emisión de una trama ARP que es un protocolo utilizado para concatenar ó asociar direcciones IP con direcciones de MAC, para este caso, el contenido del campo de datos de la trama Ethernet (802.3) a la salida del ruteador esta constituido por los siguientes parámetros, con el propósito de que el ruteador pregunte la dirección de hardware (MAC) de una máquina, no se olvide que el MAC es una dirección de hardware y es única.

La siguiente figura 6.73(a) muestra la trama Ethernet con el campo de datos alojando a la trama del protocolo ARP y la figura 6.73(b) desglosa la trama del protocolo ARP/RARP con sus diferentes campos que lo conforman. Los campos de la trama ARP y RARP son los siguientes:

- **HARDWARE.** Cumple la función de una bandera y su valor es 00010000.
- **PROTOCOLO.** Este campo define el protocolo a utilizar que para este caso es IP y por lo tanto tiene el valor de 0800.
- **HLEN.** (Hardware Length). Define la longitud en octetos de la dirección de hardware, su valor máximo es de 5 octetos.

- PLEN. (Protocol Length), es la longitud de la dirección IP su valor máximo es de 5 octetos.
- OPERACIÓN. En este campo se define si es una trama ARP o RARP, siendo el valor de 0001 si es una solicitud ARP ó 0002 si es una respuesta RARP, estos valores son en hexadecimal.
- SHA. (Source Hardware Address), es la dirección de hardware, de la máquina transmisora.
- SIA. (Source IP Address), consiste de la dirección IP fuente, que también es una dirección lógica.

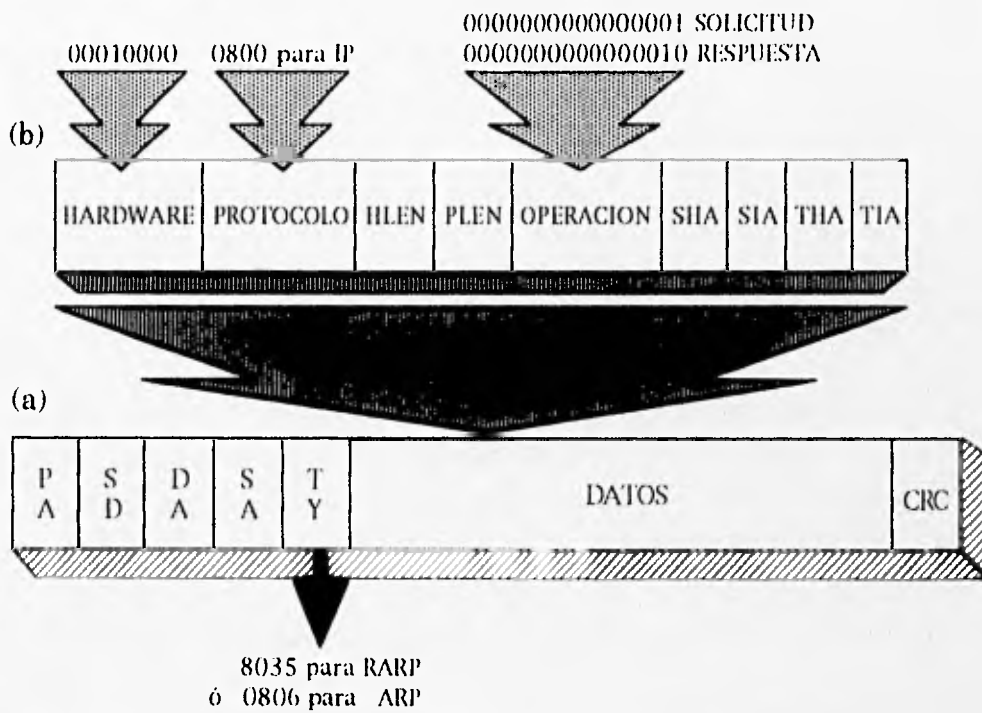


Fig. 6.73 (a) Trama Ethernet; (b) Trama del protocolo ARP/RARP. Esta trama Ethernet es la que sale del ruteador para preguntar la dirección de hardware (MAC) de una máquina.

- THA. (Target Hardware Address), es la dirección física, es decir, la dirección del hardware de destino.

- TIA. (Target IP Address), define la dirección IP destino, que es una dirección lógica.

La operación del protocolo ARP es como sigue, primero la máquina transmisora (usuario A) envía una trama Ethernet hacia el ruteador mismo que identifica, si la dirección dentro de la trama corresponde a una máquina dentro de la misma LAN el ruteador sólo consulta su tabla y asigna la dirección MAC correspondiente a la dirección IP, éste dato es introducido por el usuario A debido a que es la dirección a donde desea hacer llegar su información. Aquí se hace importante distinguir que la dirección IP es de capa 3, mientras que el MAC es de capa 2. Toda esta operación se lleva a cabo dentro de una LAN y su respectivo ruteador. Esto es así, ya que el servidor ó la estación de trabajo no almacena la dirección de cada máquina dentro de la LAN, porque utilizaría recursos de la misma (memoria RAM, tiempo de procesamiento de CPU etc.), aunado al tamaño de LAN, que mientras mayor sea el número de estaciones de trabajo mayor sería la carga para almacenar el MAC de cada máquina, es por ello que este trabajo se deja al ruteador.

Una vez que el ruteador procesa la trama ARP que le llega, y encuentra la dirección MAC correspondiente al IP, envía una respuesta con una trama Ethernet pero en su campo de datos aloja un RARP que es una respuesta hacia la máquina transmisora, en esta trama el ruteador indica el MAC de la máquina destino. El valor en el TYPE define si es un ARP tendrá el valor de 0806 ó si es un RARP tendrá un valor de 8035, estos valores son en hexadecimal.

El procedimiento para saber la dirección MAC dentro de una Red de Area Local que involucre varios ruteadores es por medio de lo que se conoce como (broadcasting) inundación de la red ó multireparto, éste consiste en preguntar a todos los rutadores si tienen conectado la máquina (estación de trabajo) con el IP solicitado, de ser así entonces el ruteador que contenga dicha máquina enviará el MAC correspondiente a dicha máquina. La figura 6.74 ilustra este procedimiento.

La estación de trabajo transmisora, cuando recibe la trama Ethernet por parte del ruteador con la dirección MAC de la estación destino dentro del protocolo RARP, procede a incluir el MAC en la próxima trama Ethernet en el campo DA (Dirección

Destino), pero esta vez en su campo de información aloja ya los datos de la aplicación a ser transmitidos por el usuario.

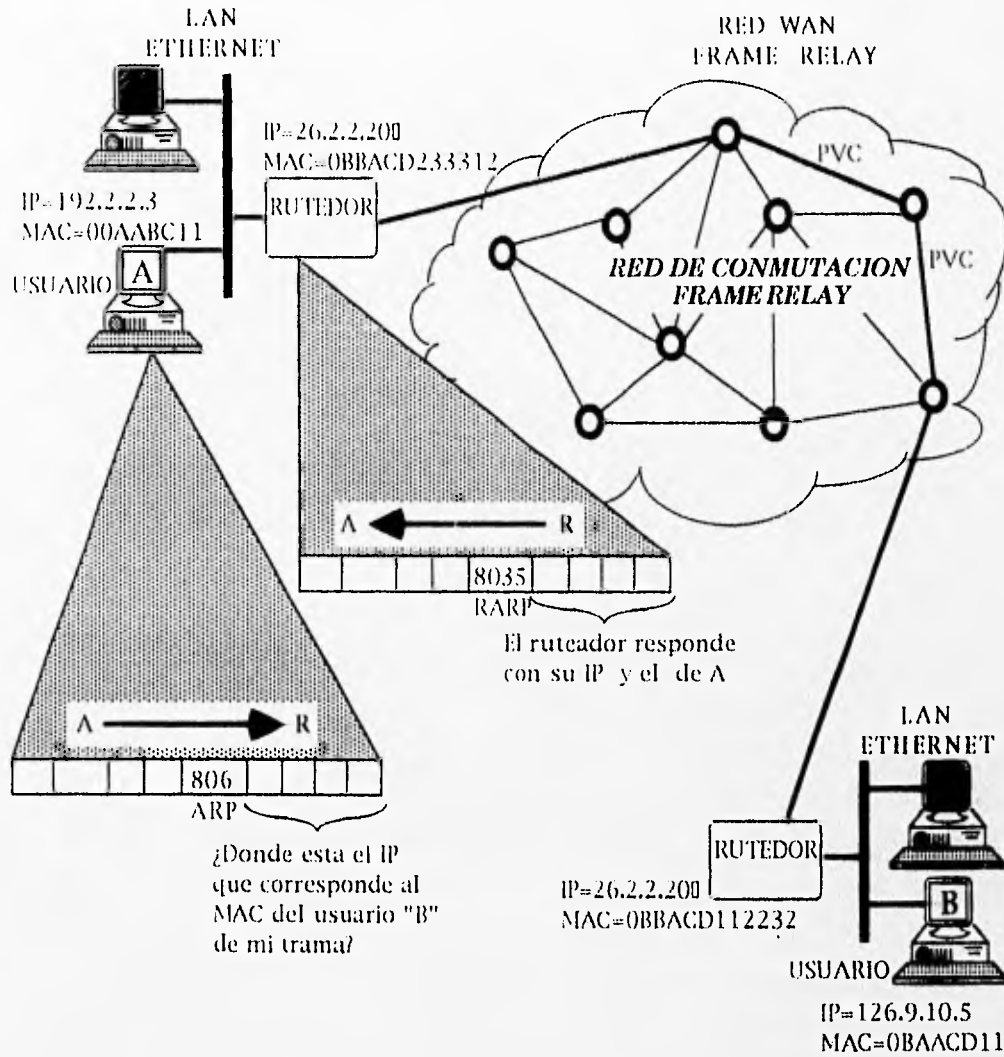


FIG. 6.74 En esta figura la máquina del usuario "A" que ha generado una dirección IP, genera una trama Ethernet con un Protocolo ARP a fin de asociar el número IP con el número físico (MAC).

En el caso de que una trama Ethernet contenga una dirección IP que no se encuentra dentro de la misma red LAN entonces el protocolo ARP enviado al

ruteador, es contestado con un RARP (Response Address Resolution Protocol/Protocolo de Respuesta de Resolución de Dirección) el cual contiene la dirección IP del ruteador y la dirección MAC también del ruteador, esto con la finalidad de enrutar la información procedente del usuario A hacia otro ruteador externo pero en una red WAN por lo que hay que acceder la red Frame Relay. El protocolo RARP esta contenido dentro del campo de datos de la trama 802.3, teniendo un valor en el TYPE de 8035 y en el campo de operación un valor de 0002 en hexadecimal, que es la codificación para una respuesta. En este caso el enrutamiento hacia la red Frame Relay se lleva a cabo mediante la dirección IP destino, la cual tiene asignado mediante una tabla de enrutamiento el DLCI correspondiente. Realizado lo anterior, Frame Relay encapsula la información de la trama Ethernet que es de capa 2 en el campo de información de su trama que corresponde a la capa 3, para enviarla al destinatario empleando un PVC predeterminado; el RFC 1294 especifica los lineamientos para encapsular protocolos sobre Frame Relay.

Resuelto el enrutamiento, el originador envía su trama Ethernet hacia el ruteador el cual es encapsulado dentro del Protocolo Frame Relay. La figura 6.75 representa éste proceso.

Dentro de la nube Frame Relay los conmutadores sólo llevan a cabo la lectura del DLCI que es de capa 2 y por lo tanto el enrutamiento es más rápido comparado con X.25 ya que en éste la lectura de la dirección es en capa 3 y por lo tanto más lento para asignar la dirección de enrutamiento entre la red.

Una vez que llega al ruteador destino el proceso de encapsulamiento se revierte, es decir, se quita la capa 2 de Frame Relay, dejando solo la información de capa 3, que es el campo de datos donde se incluye la trama Ethernet. La trama Ethernet incluye dentro de su campo de datos la dirección IP del usuario destino, por lo que nuevamente el ruteador destino genera una trama ARP para preguntar a la máquina destino (usuario "B") que número de MAC tiene para hacerle llegar la información, ésta trama es enviada por medio del concepto de broadcasting ó multireparto de tramas entre los ruteadores. La respuesta de la máquina destino es a través del envío del protocolo RARP en el que incluye la dirección de MAC asociada con el IP destino contenido en la trama ARP, hecho esto, el ruteador empieza enviar las tramas Ethernet con la información procedente del usuario A a la máquina destino, usuario B.

La figura 6.76 ilustra como en el ruteador destino se envia una trama Ethernet ARP/RARP del ruteador a la máquina destino y viceversa.

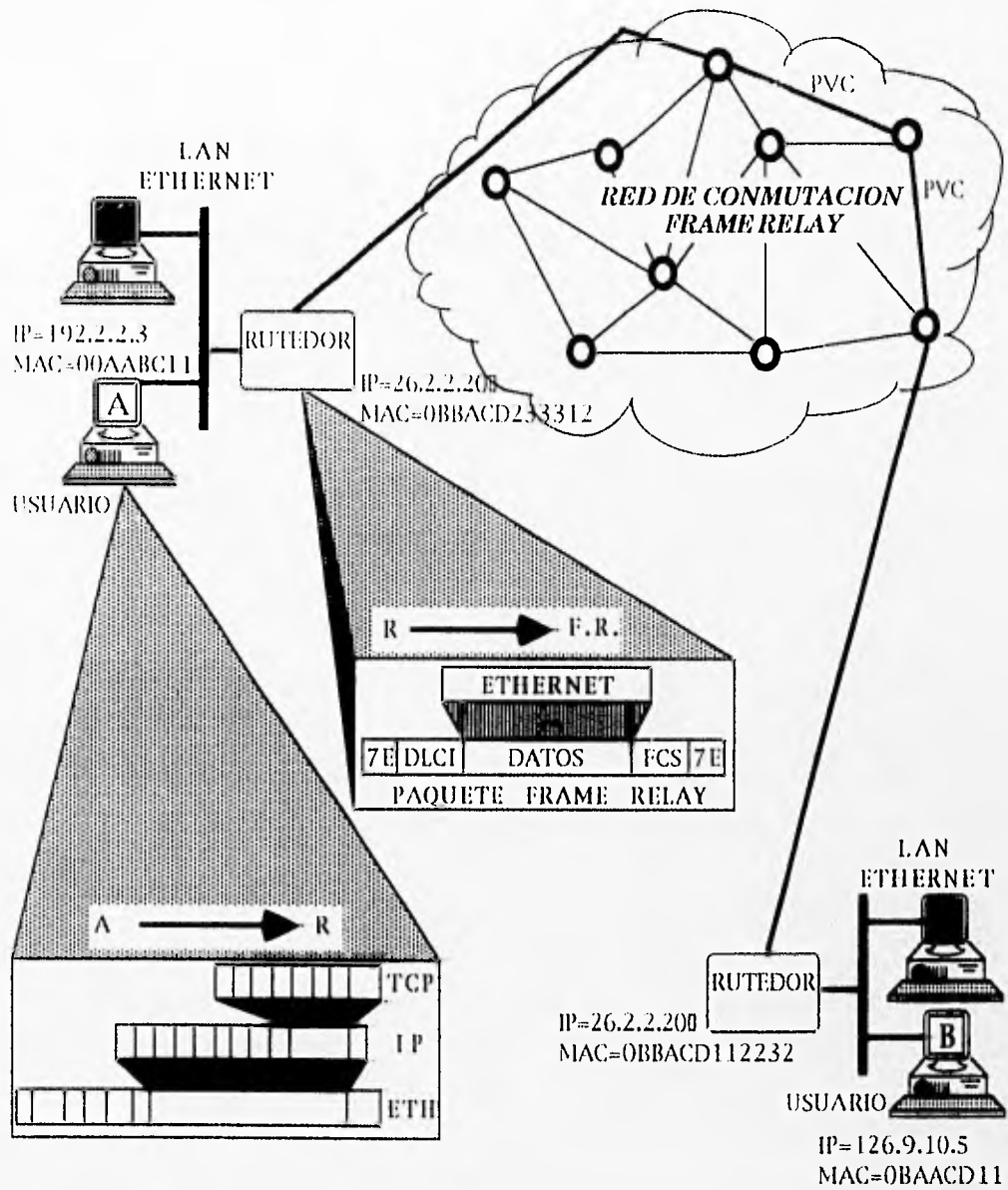


Fig. 6.75 La figura ilustra el encapsulamiento de la trama Ethernet dentro del campo de información de Frame Relay. Éste proceso lo lleva a cabo el ruteador.

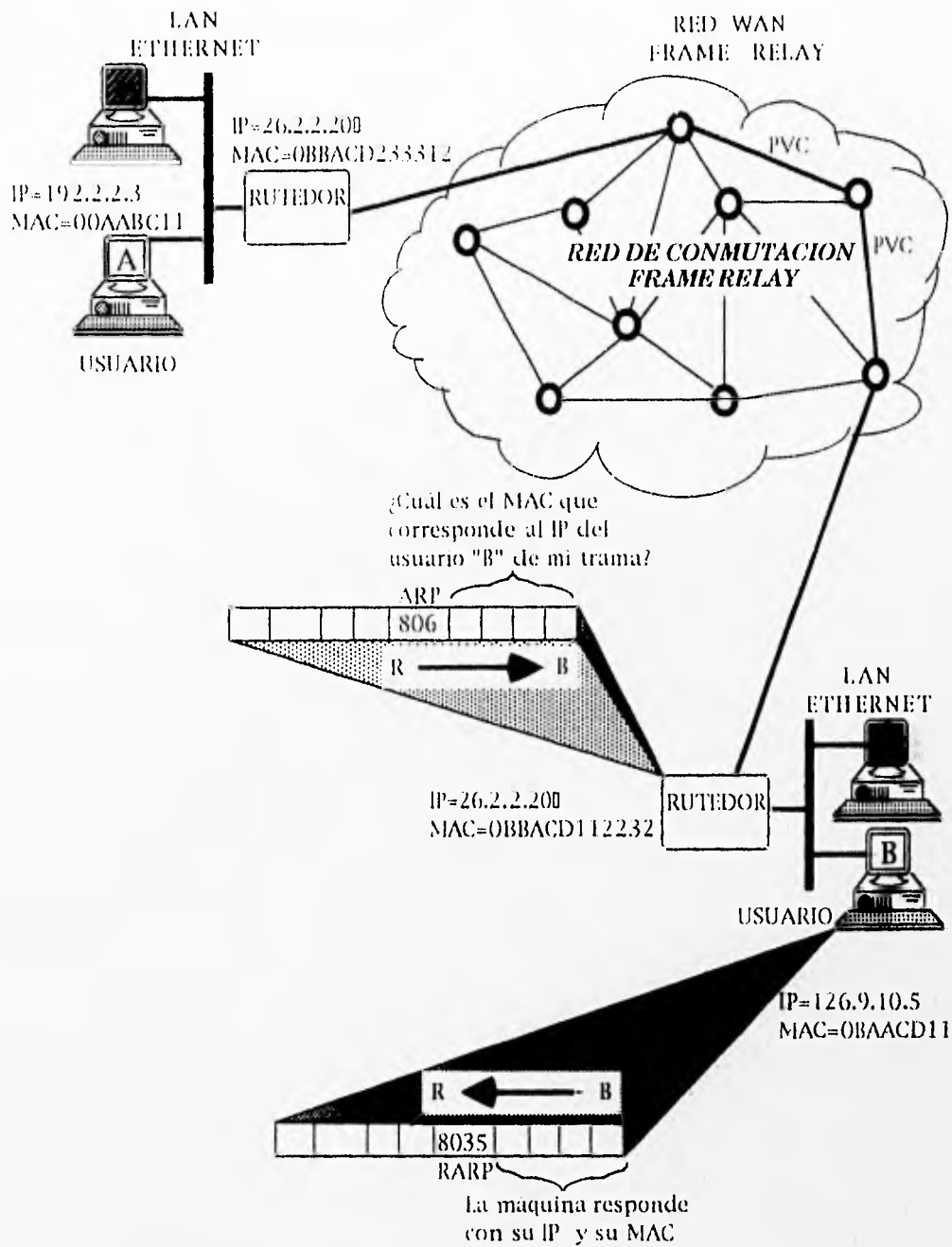


Fig. 6.76 En esta figura el ruteador destino que se encuentra asignado con el último DLCI (PVC) de la red Frame Relay, nuevamente transmite una trama ARP hacia el interior de la red LAN para identificar al usuario "B" destino que le corresponde la dirección IP enviada por el usuario "A", la máquina destino a su vez emitirá una Trama RARP para asociar el (MAC) correspondiente.

CAPITULO 7.
ANALISIS COSTO / BENEFICIO.

7. ANÁLISIS COSTO BENEFICIO.

7.1 Viabilidad sobre redes LAN: en aplicaciones en una Red pública Frame Relay.

Antiguamente las Compañías utilizaban servicios de portadora básica TDM para enviar sus datos de LAN's entre oficinas en varias ciudades (a través de WAN's). Como lo muestra la figura 7.1, las Compañías confiaron en las redes DACS¹ (Direct Access and Cross Connect con T1* fraccionales, también pueden ser con enlaces E1 dependiendo del tipo de portadora con el que cuente cada país) entre localidades. Cada enlace tenía que ser medido para soportar el tamaño máximo de ráfaga entre estos sitios. Por ejemplo entre los ruteadores A, B, y C el tamaño máximo de ráfaga fué de 256 Kbps, requiriendo para ello servicios de 256 Kbps (fraccionales E1). Entre el ruteador D y el conmutador E sin embargo, el tamaño de ráfaga fué de 2.048 Mbps. Pero debido a que el intercambio de portadoras no soportaba este servicio, la Compañía tenía que rentar un enlace a 2.048 Mbps en la red WAN.

Con FRAME RELAY, las Corporaciones encontraron que la misma red podía ser proporcionada pero a un mucho menor costo. La razón es simple: aunque por tradición en los medios TDM las redes tienen que ser configuradas para los requerimientos de tráfico máximos, FRAME RELAY por su entorno permite a la Compañía la configuración de los enlaces para requerimientos de mínimo tráfico y aún así conservar el ancho de banda necesario para grandes ráfagas de datos.

La red mostrada en la figura 7.2 es la misma como la red TDM con la diferencia que los servicios son proporcionados a través de Circuitos Virtuales Permanentes FRAME RELAY (PVC's). Los corporativos tienen cuatro conexiones PVC's a 64 Kbps en cada nodo, con A, B, C y el conmutador F capaces de soportar ráfagas a 256 Kbps y D y E con capacidad de ráfagas a 2.048 Mbps. Asimismo el conmutador G soporta un canal de 64 Kbps. En este ejemplo particular, utilizando una interfase FRAME RELAY ahorra a la Compañía en un porcentaje de 40% en la carga de transmisión (tomando en cuenta tarifas y distancias involucradas para los circuitos entre estas ciudades). Desde luego, una comparación similar entre redes

¹ Equipo manufacturado por AT&T que permite la interconexión de líneas T1 de transmisión o cualquiera de los canales de 64 Kbps por medio de las facilidades T1.

* En particular los servicios de enlaces en México se realizan a través de portadoras E1.

privadas FRAME RELAY y TDM soportando aplicaciones con tipos múltiples de tráfico dan resultados similares.

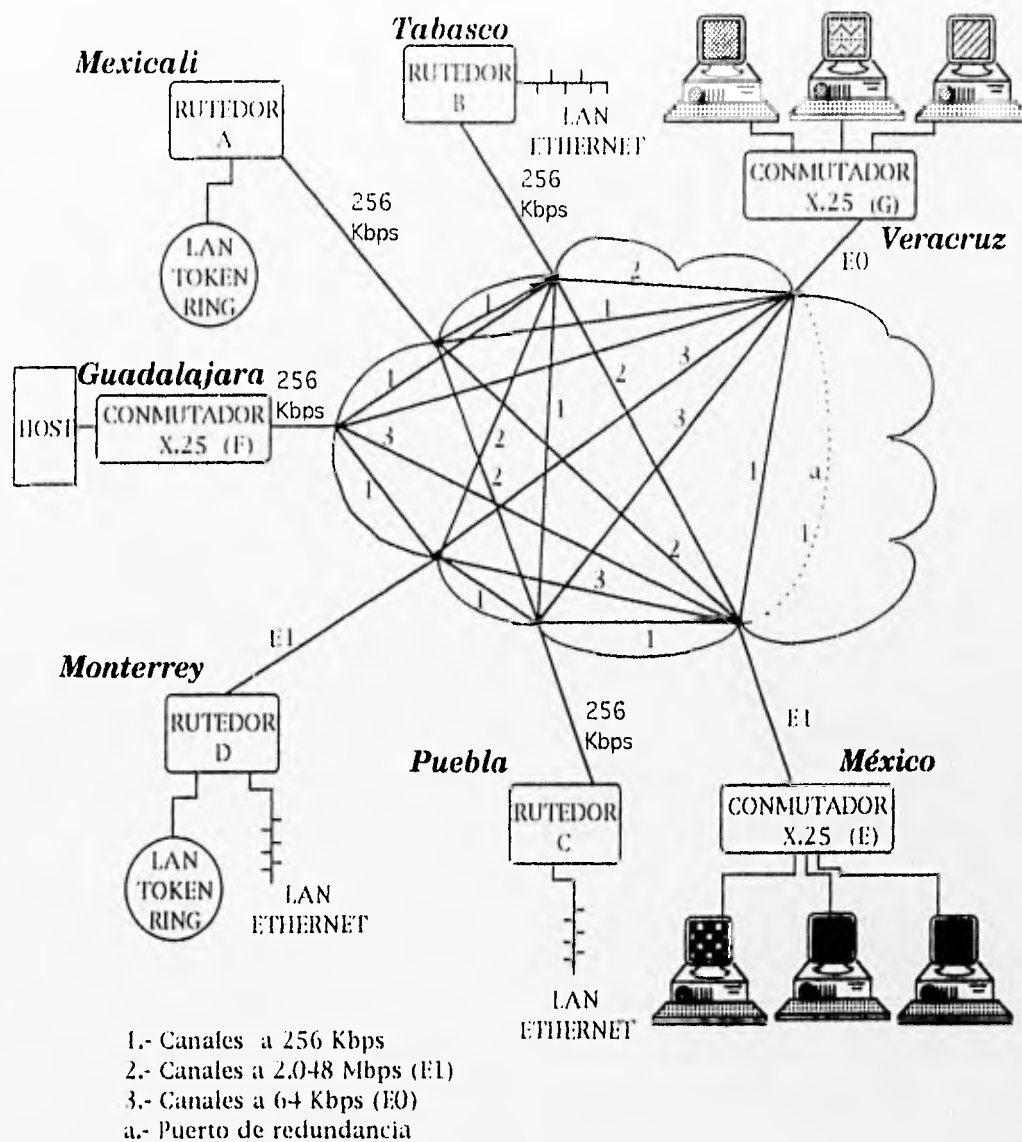


Fig. 7.1. Servicios de portadora básica TDM para tráfico de datos entre LAN's

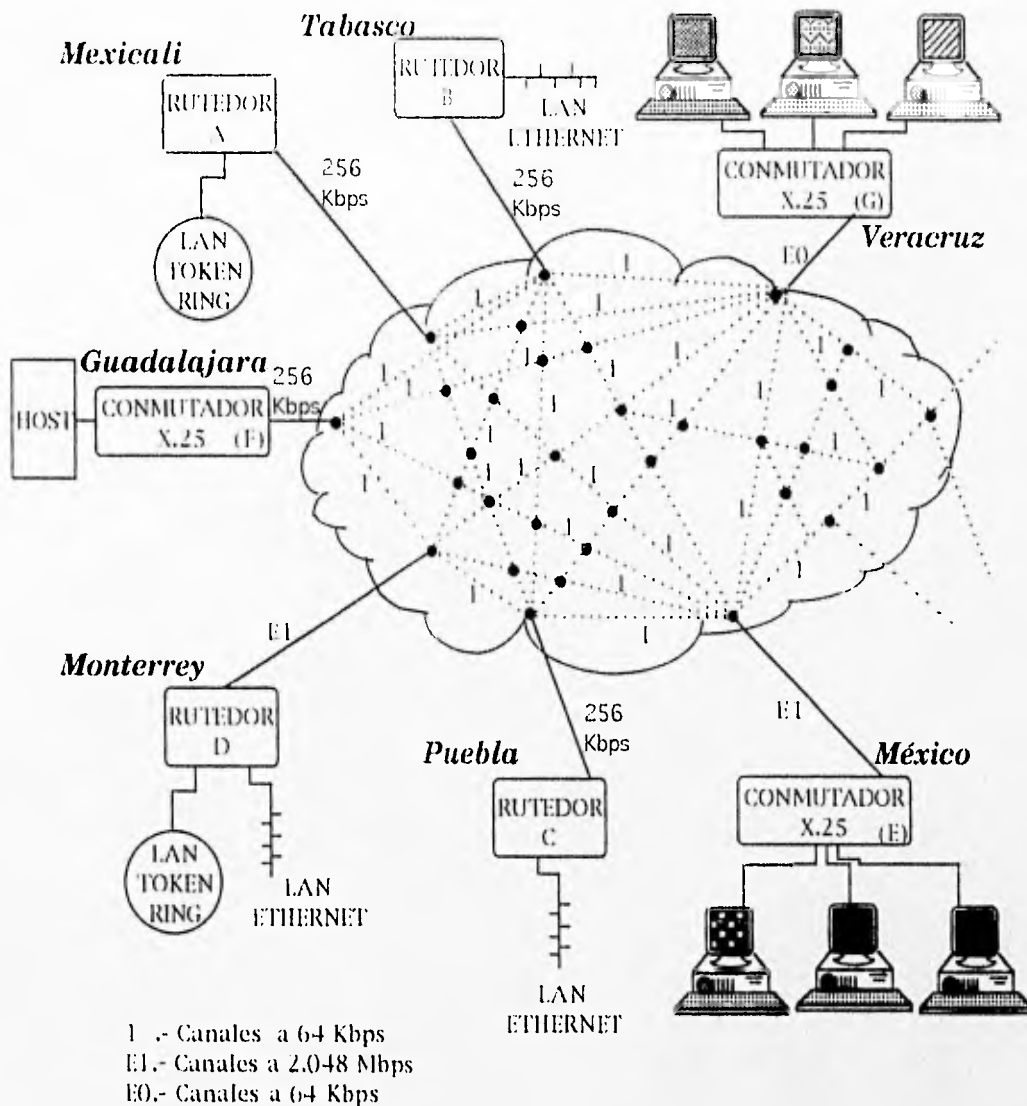


Fig. 7.2. Servicios proporcionados por circuitos virtuales permanentes Frame Relay.

La figura 7.3 ilustra un ejemplo de como puede establecerse una red privada, la cual se encuentra representada por una sucursal A enlazada con dos nodos importantes en jerarquía de prioridades, conformados por la sucursal B y la sucursal C. Del nodo A al nodo B existe un puerto de redundancia para alguna contingencia

en la transmisión, es decir, poder transmitir información en el momento en que se interrumpa el envío de información de A a B. Los otros nodos son terminales distribuidas las cuales se interconectan entre sí, con un nivel de jerarquía menor aún y cuando están interconectados al nodo B y C.

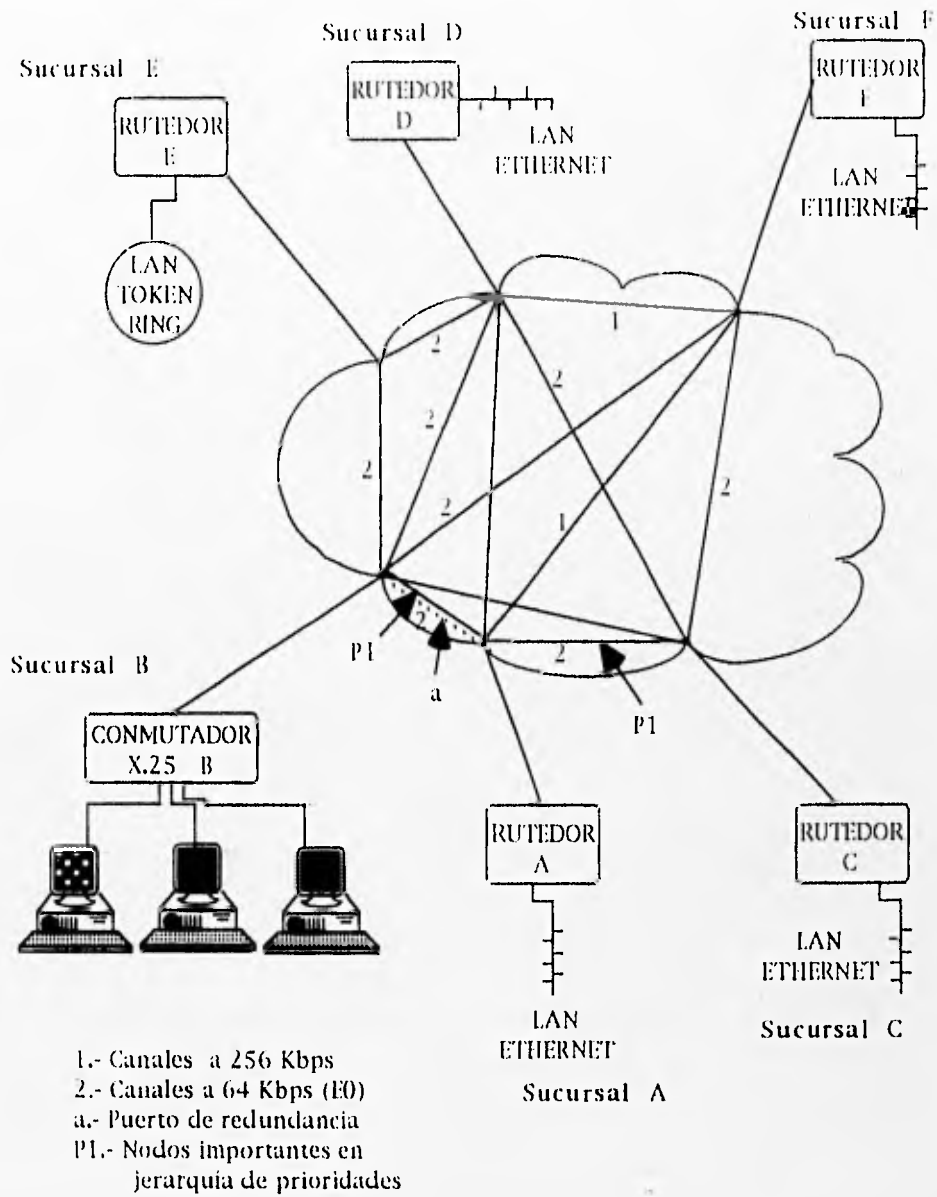


Figura 7.3. Red privada bancaria.

Tomando como referencia la red pública conmutada y privada existente en México los enlaces están realizados con canales E0 a 64 Kbps, los cuales pueden transmitir a 9.6 Kbps (ráfaga manejada por los bancos en sus equipos). Por la forma en que está configurada la Red de Área Amplia, exige que existan enlaces por medio de circuitos conmutados y privados, lo que contribuye en un incremento notable en el costo, además de su limitada capacidad de flexibilidad, debido a que imposibilita manejar mayor cantidad de información en los momentos de tráfico intenso.

Así por ejemplo el balance financiero del día entregado por la sucursal A a la sucursal B a una hora determinada (momento de mayor tráfico) puede verse comprometido ante el retiro de algún cliente por una cantidad fuerte de dinero, el cual tiene que ser notificado de inmediato a la sucursal B de lo contrario el banco tiene que pagar una compensación fuerte por dicha cantidad (multa), por sobregiro. Esta situación puede obligar a tener que disponer de un servicio de mensajería para entregar el balance corregido. Tal circunstancia obliga a tener un costo elevado por este servicio (líneas conmutadas, arrendadas, puertos de redundancia, servicio de mensajería, multas etc., aunado a la dependencia de terceros ante información de tipo confidencial).

Ante tales situaciones actualmente existen tecnologías como Frame Relay que ofrecen los mismos servicios a un menor costo y con mayor eficiencia, ya que se puede transmitir más información a mayor velocidad y con una característica importante el CIR (Committed Information Rate) el cual permite ampliar el ancho de banda del usuario en los momentos de mayor tráfico que incrementa el costo pero solo por el momento del cual se disponga, es decir, en momentos de bajo tráfico solo se pagará el ancho de banda utilizado.

Esta facilidad es muy significativa comparada con la renta de una línea adicional o de varios canales necesarios (fraccionales E1) para transmitir mayor información. De esta manera, si se tiene un enlace de una LAN por medio de una portadora E1, puede establecerse el enlace por medio del servicio Frame Relay con cualquier otro nodo (ruteador) sin la necesidad de tener un enlace a través de servicios conmutados y dedicados (privados) con cada nodo. Además el ancho de banda disponible en Frame Relay es flexible, es decir, manejable en un rango de 64 Kbps a 2.048 Mbps de información que es mucho mayor a los 64 Kbps del ejemplo de la figura 7.4. La eficiencia puede ser administrada por el usuario utilizando ruteadores o

multiplexores con capacidad para el balanceo de cargas, que es recomendable en estos ambientes.

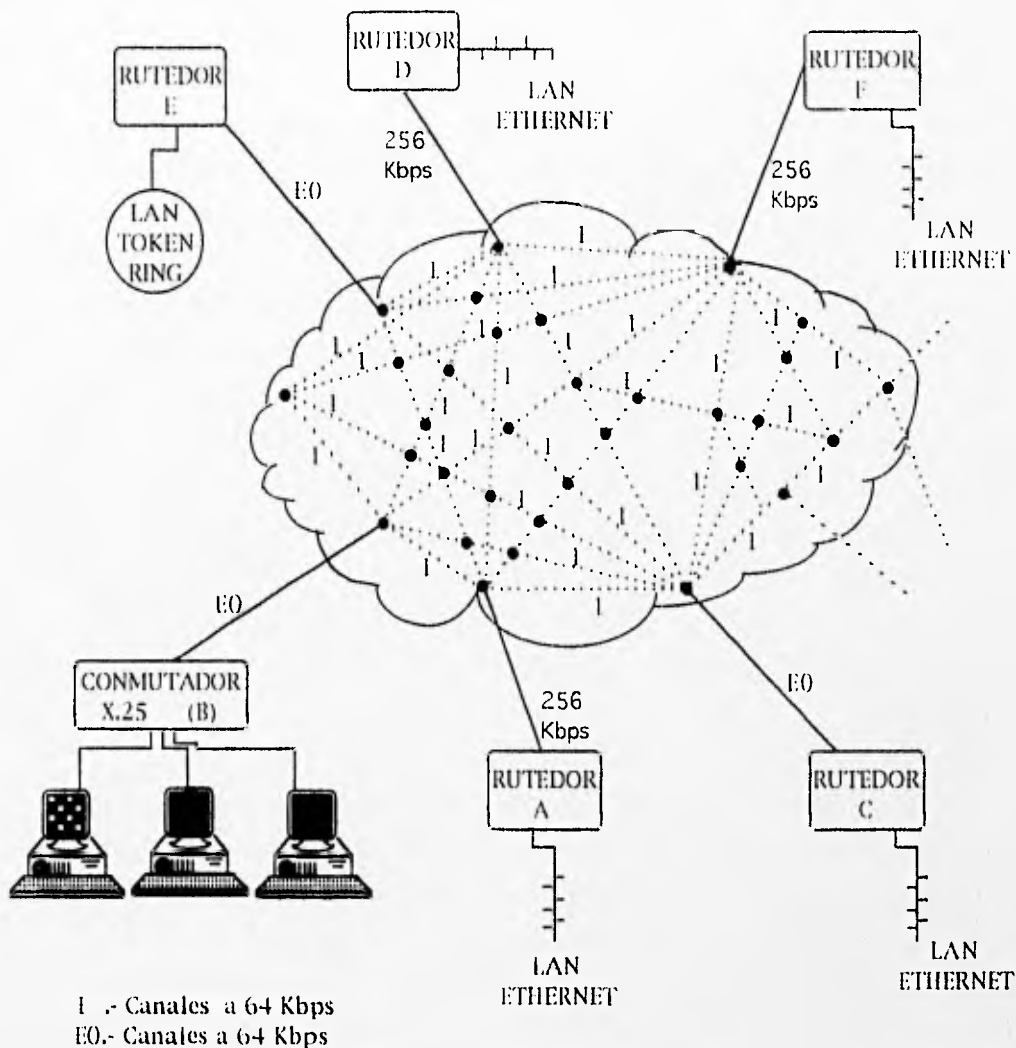


Figura 7.4. Red privada Frame Relay.

Frame Relay está concebido para soportar tanto aplicaciones públicas como privadas pero debe tenerse en cuenta que los medios de transmisión deben ser confiables dado que como se vió a lo largo de este trabajo el propio medio de transmisión y los equipos terminales juegan un papel muy importante. En resumen los beneficios de Frame Relay en cuanto a velocidad, disponibilidad, cantidad de información y disminución en el volumen de hardware repercuten en un costo menor a la vez que permite compatibilidad con equipos de reciente tecnología y con los nuevos en desarrollo.

7.2 Soporte de ventas.

Existen varios proveedores de equipo Frame Relay. Estos proveedores incluyen fabricación de repetidores, puentes, ruteadores, gateways, multiplexores T1, PAD, FRAD, procesadores nodales, conmutadores proporcionados entre otros. El costo de los ruteadores Frame Relay fluctua en un rango de \$400 a \$1,500 dólares, dependiendo del vendedor y las características particulares que se necesite en cada proyecto. El costo de un procesador nodal va desde \$20,000 a \$50,000, dependiendo del vendedor y características.

Las redes privadas basadas sobre líneas dedicadas operan con 19.2 kbps, 56 kbps, velocidades FT1 y T1 para interconectar LANs; este incremento en la velocidad es frecuentemente dictado por aplicaciones que requieren una mayor cantidad de datos a ser operados, y por el número de usuarios que están utilizando el servicios de interconexión. De esta forma si el número de LANs crece, la proliferación de líneas T1 viene a ser no-práctica para perspectivas de costo y administración.

Para emprender un análisis de costo de una red privada Frame Relay, el administrador LAN deberá primero calcular el costo de la red con una conectividad tradicional y después el costo de utilizar la tecnología Frame Relay. El proceso empieza por determinar el lugar de los sitios a ser interconectados. Los lugares pueden ser identificados por coordenadas horizontales y verticales (V&H). Las V&H permiten al administrador obtener la distancia de todos los sitios y, por lo tanto, la longitud de los enlaces de comunicación requeridos. Un lazo local T1 (o FT1) deberá costearse por fuera utilizando la tarifa de portadoras de cambio local; estas tarifas probablemente sean diferentes en cada sitio. Luego el costo de la facilidad de acceso entre el servidor CO y las portadoras POP de cambio deberán ser calculadas. Ambas, la distancia y la tarifa probablemente sean dependientes-del-sitio. Finalmente, el costo del conjunto de enlaces requeridos T1 de larga-distancia puede obtenerse utilizando la tarifa de las portadoras de cambio.

El costo para la alternativa Frame Relay se calcula como sigue (observese la figura 7.5 como una guía). Uno ó más sitios locales centrales se escogen donde el procesador nodal será colocado; los V&Hs de los nodos son notificados (esta elección probablemente sea sujeta a un proceso de optimización). El costo de la columna vertebral (backbone) de la red nodal es determinado por la decisión de lo que

requerirá ser la conectividad nodal, y luego costear por fuera las facilidades de conexión (esto involucrará a lazos T1 o FT1, una facilidad de acceso para el POP, las trocales de larga-distancia, y lazos y accesos remotos). El costo del ruteador de acceso a la subred es calculado en seguida. Este involucra primero determinar cual procesador local de cada ruteador será enviado a casa también. Después el costo de la transmisión de enlace entre el ruteador y el procesador nodal es calculado (este también involucra a enlaces T1 o FT1, una facilidad de acceso para el POP, el enlace largo, y lazos y accesos remotos). El costo (amortizado) del procesador nodal y los ascendentes ruteadores deberán también ser incluidos. El costo total es obtenido por la suma de todos estos factores.

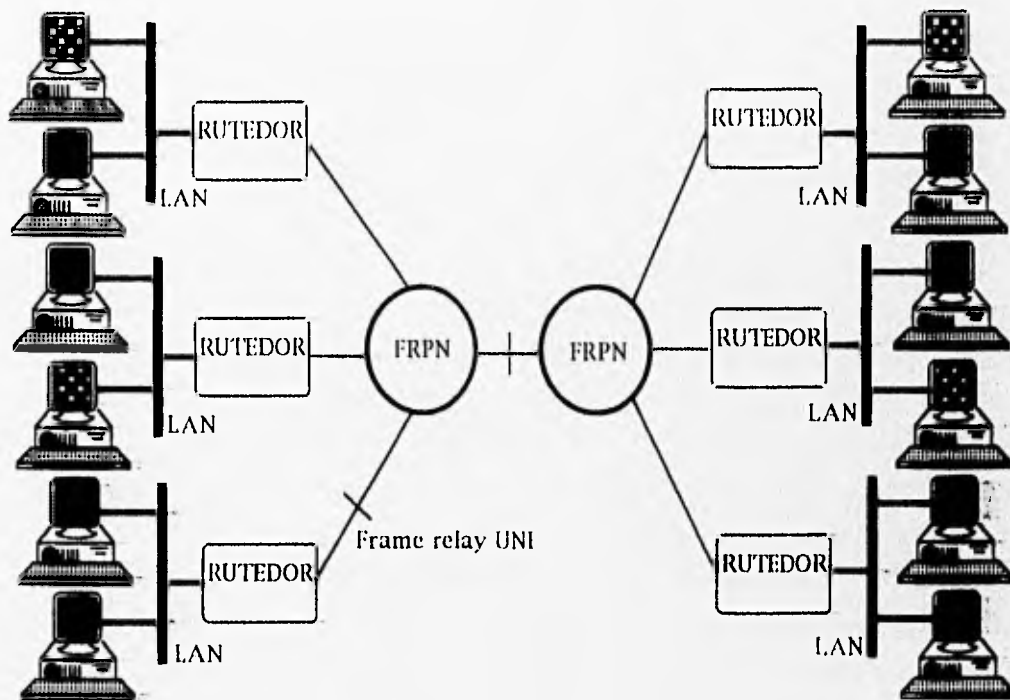
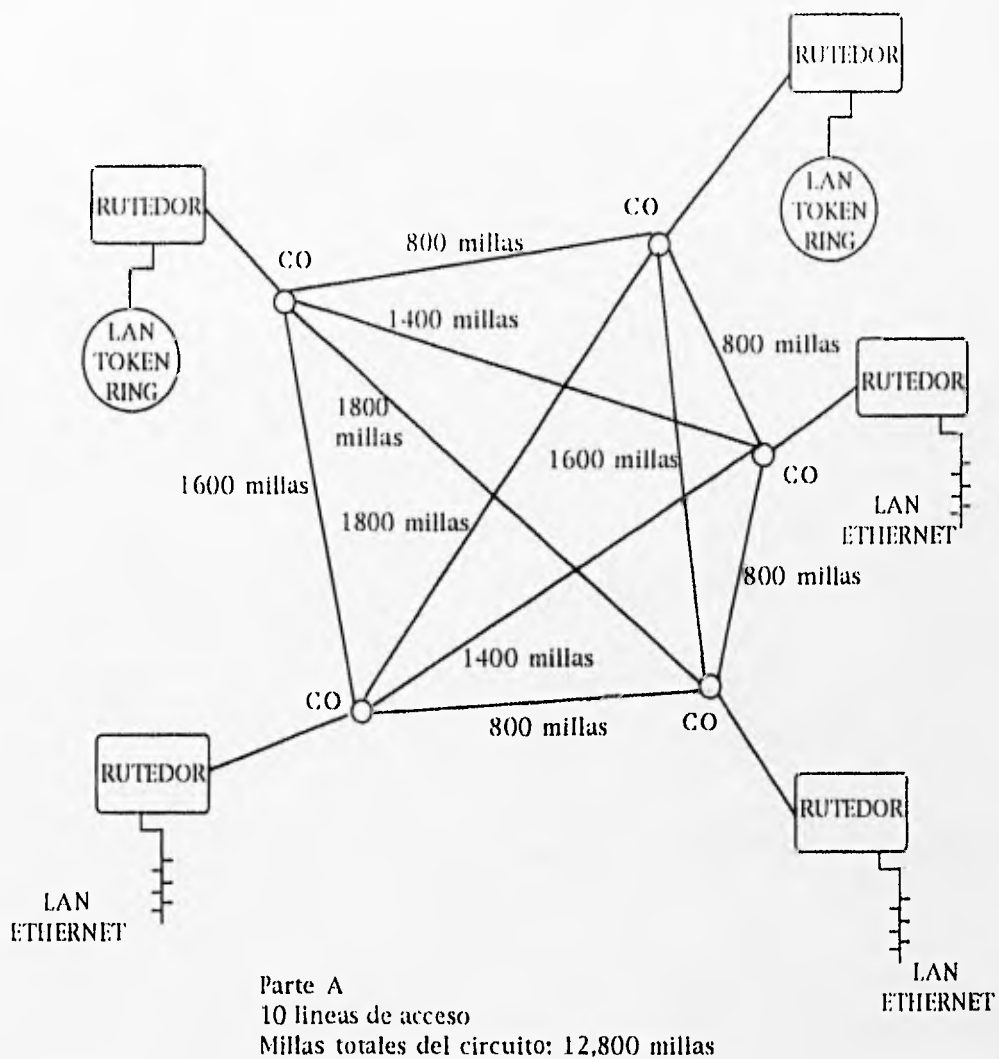


Figura 7.5 Utilización de un procesador nodal Frame Relay para una red privada.

Frame Relay esta en función del ámbito geográfico. El ahorro debido a Frame Relay llega a ser menos significativo conforme la red se vuelve más pequeña. Una

red Frame Relay (privada) cuesta 0.40 veces tanto como una solución de malla punto a punto, mientras que una red a nivel estatal cuesta 0.61 veces tanto como una solución de malla punto a punto, implicando un menor ahorro. La figura 7.6 ilustra una topología, en ella se muestra un procesador nodal localizado centralmente a partir del cual surge la siguiente conclusión. Para una red nacional, la solución de un-nodo Frame Relay es ligeramente más costosa comparada a la solución de tres nodos; para redes regionales y estatales la solución de un nodo es algo menos costoso comparado con la solución de tres-nodos ($\leq 20\%$ menos).



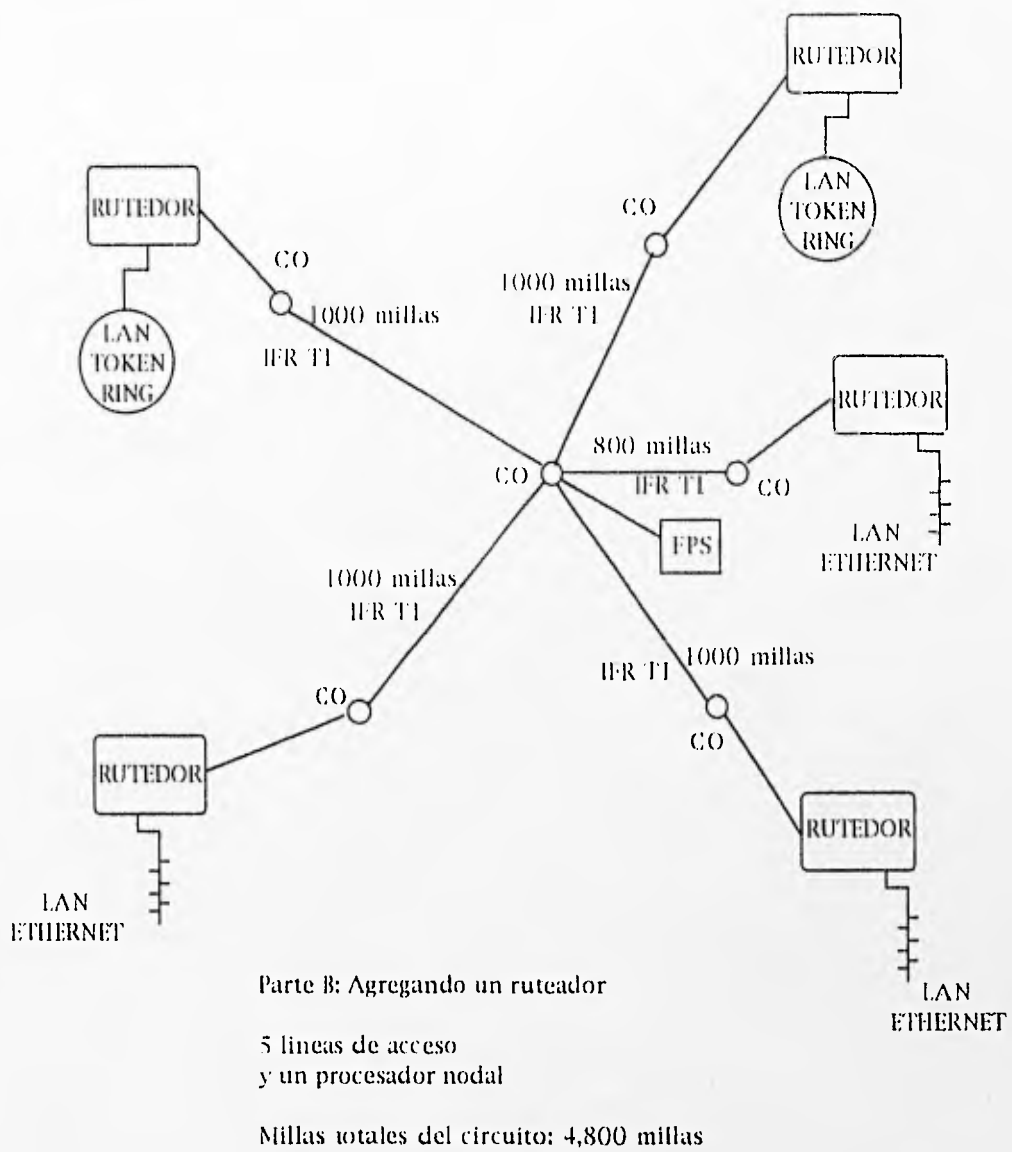


Figura 7.6. Viabilidad de una red Frame Relay con un nodo simple.

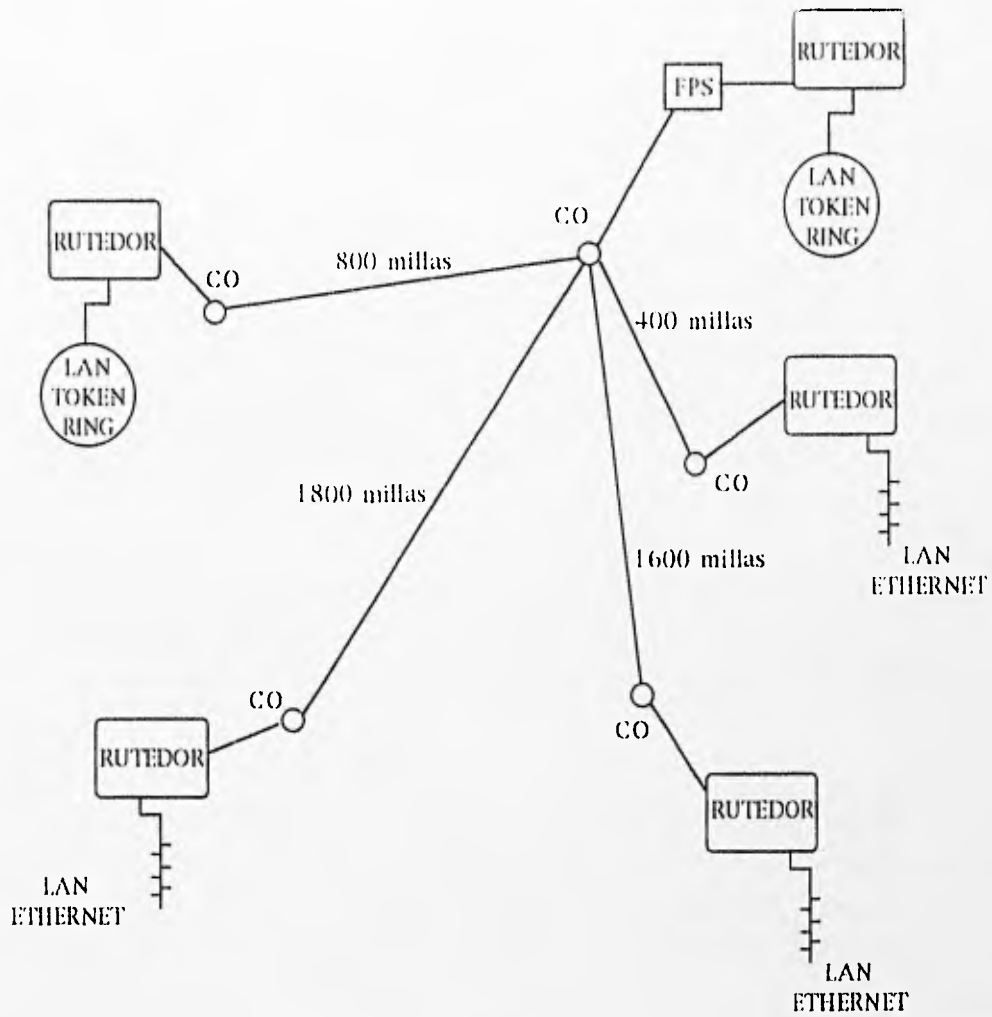
La figura 7.7 representa una solución de un nodo en donde éste nodo es colocado con uno de los ruteadores (en un lugar central). Aquí, una línea menos de acceso es requerida. Sin embargo, como muestra la figura, la mayoría de los otros lugares necesitan líneas de acceso más largas comparadas a el caso de la figura 7.6. En este caso particular, la distancia en millas es ligeramente reducida (desde 4,800

para el caso de la figura 7.6, a 4,600), implicando con ello en un decremento pequeño en el costo total. El decremento esta compuesto de tres factores: (1) menor distancia en millas de IXC (menor contexto de interconexión de distancia en millas), reduciendo el costo por una cantidad proporcional a la carga en millas a veces la diferencia en millas; (2) puesto que hay una "ramp up" (alza de precio) del IXC sobre la tarifa T1 de aproximadamente \$2,100 (para la primera milla), este incremento desaparece cuando una línea es eliminada; y (3) una línea LATA (premisa a POP) es eliminada.

El costo en números para una red nacional, regional, a través del estado, en medio estado son: \$58,050, \$44,250, \$30,450 y \$23,550 dólares respectivamente; esto es una reducción del 8% al 10% comparado con el caso previo. Debe notarse, sin embargo, que este ahorro llegará a ser menos importante, disminuir, y en realidad, incluso desaparecer como el número de ruteadores se incrementa, si estos ruteadores están ampliamente dispersos.

Si estuvieran varios ruteadores agrupados en un solo lugar, la colocación de un procesador nodal en ese lugar representará beneficio, ya que múltiples líneas son eliminadas y sustituidas con una sola hacia el procesador nodal localizado centralmente.

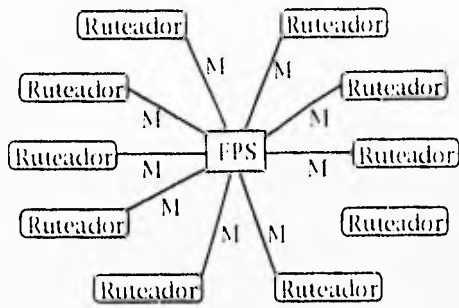
Sin embargo, dado que Frame Relay permite múltiples PVC's sobre una misma, línea física, este ahorro aparente es mayor que el real. La figura 7.8 muestra un ejemplo. Los resultados dependen de varios factores: ¿ están los ruteadores localizados sobre un patrón circular, o un patrón elíptico? ¿ Cuantos ruteadores son colocados?. El ejemplo demuestra que, en efecto, debería ser mejor localizar el procesador nodal en un lugar central. En el Caso A de la figura, las millas totales podrían ser 10M (M=millas) si el procesador nodal fuera localizado centralmente, y 12M, si este fuera situado en una de las localidades de un ruteador (Caso A'). ¿Que pasaría si varios ruteadores son agrupados? si líneas separadas a una localidad central (Caso B) fuerán agrupados, seguirían tomando 10M de circuito; por tanto dado que múltiples PVC's pueden ser colocados en un único enlace (asumiendo que el funcionamiento distribuido fue apropiadamente manejado), 6M de circuitos son suficientes (Caso C). Situando el procesador nodal en una localidad de algún ruteador (Caso B') solamente disminuye la longitud del circuito a 7M el cual es mayor que con el procesador nodal localizado centralmente.



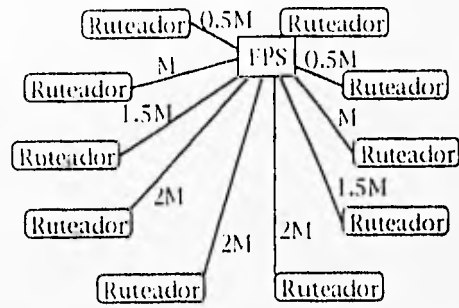
4 líneas de acceso T1
y un procesador nodal

Millas totales del circuito: 4,600 millas

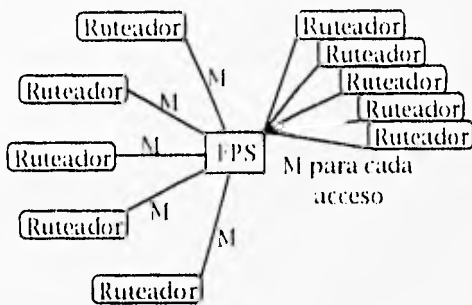
Figura 7.7. Colocando un solo enlace en un sitio con un ruteador.



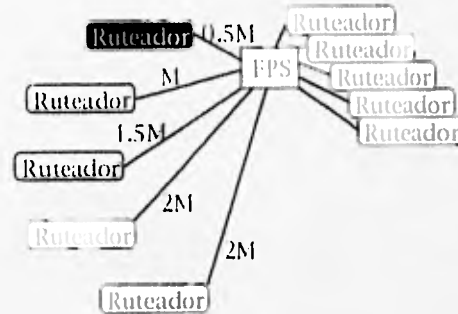
Caso A
Total de millas: 10M



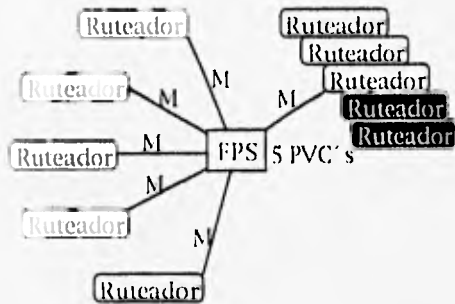
Caso A'
Total de millas: 12M



Caso B
Total de millas: 10M



Caso B'
Total de millas: 7M



Caso C
Total de millas: 6M

Figura 7.8. Geometría de localización de un procesador local.

Es difícil redactar conclusiones generales alrededor del costo-eficiencia de redes privadas Frame Relay (excepto en que son más baratas que las redes de malla completa), porque el problema es altamente multidimensional (50 a 100 dimensiones o más).

De esta manera, algunos otros factores pueden sumarse a los costos de transmisión que los administradores de LAN y diseñadores de redes toman en cuenta en la selección de una arquitectura de red y que son: fiabilidad de la red, disponibilidad de la red, fácil administración de la red, compatibilidad con estándares internacionales abiertos, fácil expandibilidad de la red, costos iniciales, costos de migración, capacidad de crecimiento en tráfico y sitios, integración con bases fijas de tecnología de soporte. Por consiguiente, se recurrirá a cargas de transmisión continuas para tener un componente visible de cualquier cálculo evaluando lo conveniente del rediseño de una red. ¿Dónde está el costo-eficiencia de una red Frame Relay? tratando de redactar algunas conclusiones generales, la respuesta está cuando se tienen una o más de las siguientes aplicaciones:

- Hay un largo número de sitios remotos (media docena o más). El mayor número de sitios, el mayor costo-eficiencia Frame Relay posible.
- Los sitios remotos están altamente dispersos (regionalmente o nacionalmente). La más alta combinación de red en millas, el mayor costo-eficiencia Frame Relay posible. Esto implica que el ámbito-nacional de redes está razonablemente convenido a una tecnología Frame Relay privada.
- Las ráfagas de tráfico son continuas. Esto ocurre cuando el tráfico saliente del ruteador es pequeño y ocurre en solo unos pocos instantes durante el día (no todo el tráfico saliente de un ruteador es rafagueado) como la utilización del ruteador es de aproximadamente 100% el tráfico es más predecible. Efectivamente, esto ocurre cuando las aplicaciones llevan a cabo grandes cantidades de datos en instantes discretos (e.g., transferencia de archivos).
- Hay múltiples LANs con un sitio las cuales, por alguna razón, no están interconectadas una con otra, y sin embargo todavía necesitan extenderse en la red. Esto toma ventaja de la habilidad de Frame Relay para colocar múltiples canales lógicos sobre un único canal físico. Si hay D destinos remotos y N LANs no

conectadas, $D \times N$ canales virtuales son requeridos (si varias LANs locales fueron correctamente interconectadas con puentes, entonces el número de canales virtuales requeridos es solo D).

- Nuevos sitios/ruteadores son sumados a la red con relativamente alta frecuencia (digamos, una cada seis meses o más frecuentemente).
- Los enlaces entre los ruteadores tienen relativamente una velocidad baja (FTT1), y más ancho de banda parece ser requerido. Ascendiendo el FTT1 de un enlace de topología de malla a una facilidad de completa T1 probablemente sea muy costoso. Los procesadores nodales pueden incrementar el rendimiento con menos dinero del que pudiera ser necesario.

7.3 Características cualitativas

7.3.1 Líneas Privadas.

Ventajas:

- Control, alto rendimiento, bajo retardo.

Desventajas:

- Alto costo, uso ineficiente.
- Alto costo debido a que se esta pagando la líneas aún y cuando no esten siendo utilizadas.
- Costo especialmente alto cuando se tienen múltiples sitios que deben comunicarse entre ellos porque se tiene que pagar por un lote de circuitos conmutados.
- Una línea privada no es realmente un circuito privado solo para el usuario; la Compañía de telefonos lo esta multiplexando con otros usuarios. Pero este tiempo de multiplexación le otorga al usuario compartir constantemente la línea.

7.3.2 PDNS X.25

Ventajas:

El usuario no paga más por circuitos conmutados para múltiples sitios. Paga solo por lo que él utilice (esta multiplexación estadística le brinda al usuario una división de líneas tan grande como el que necesite. Esto es especialmente relevante para el tráfico de una LAN, el cual es desbordante en algunos instantes).

Desventajas:

- La conmutación de paquetes provoca algunos retrasos.

- Demasiado valor agregado.

(los paquetes LAN probablemente no necesiten otra capa de control de error). Actualmente X.25 es una tecnología que será obsoleta; ya que no es lo suficientemente rápida para correr tareas intensas tales como: gráficos, videoconferencias, GUI, multimedia etc. Nuevas tecnologías están empezando a implementarse en la industria de las telecomunicaciones las cuales, si soportan estos servicios entre ellas se encuentra Frame Relay.

7.3.3 Frame Relay.

- Es una versión mejorada de X.25, implantada con una muy alta velocidad.
- Menor valor agregado (control de error) que PDN.
- Conexión-Orientada. Una conexión fija se establece antes de que un mensaje sea enviado (como en conmutación de circuitos).
- El protocolo Frame Relay se está empezando a implementar a una velocidad de 1.5 Mbps opuesta a los 56 Kbps del protocolo X.25.

CONCLUSIONES.

En la actualidad la Ingeniería de Telecomunicaciones se ha convertido en la base de las comunicaciones entre los seres humanos en alguna de sus muy diversas áreas.

Así, un área de vital importancia en las Telecomunicaciones es la referida a la comunicación por medio de redes de computadoras, por lo tanto el conocimiento y manejo eficiente de señales digitales, así como de transmisión de datos y protocolos de comunicación se están convirtiendo en la práctica más común debido al rápido y amplio desarrollo de las Redes de Datos (LAN, MAN y WAN).

Por tal motivo, en esta Tesis se presentan las bases matemáticas así como la información técnica (publicada por los organismos internacionales que norman las telecomunicaciones) necesaria para la comprensión análisis y diseño de Redes de Datos.

La creación de redes de datos (LAN, MAN y WAN) exigirá una adecuación en la infraestructura (líneas de transmisión, topología de redes, protocolos de comunicación, etc.) existente, explotando al máximo la ya instalada tal como se enfatizó a lo largo de éste trabajo.

Los factores fundamentales a considerar en la transmisión de información en forma digital en redes de datos son: el tipo de modulación utilizado, velocidad de transmisión, protocolo de comunicación, entre otros.

La evaluación de estos factores incluidos en el presente trabajo determinará las ventajas y limitaciones de las redes bajo condiciones de trabajo reales (es decir, desde condiciones ideales de tráfico en la red, hasta condiciones de congestión en la misma, basadas en estudios hechos en las especificaciones del IEEE 802) específicos, permitiendo así el máximo aprovechamiento de éstas.

Se describe el funcionamiento, así como parámetros fundamentales de los protocolos de comunicación X.25 y Frame Relay, con los cuales se podrá comprender los principios sobre los cuales están fundamentados sus formatos de trama.

Se señalan además las ventajas de la emigración de las redes basadas en el protocolo X.25 hacia aquellas que utilizan el protocolo de comunicación Frame Relay.

Debido a la relevancia e importancia que en el presente tienen los adelantos tecnológicos en telecomunicaciones, esta Tesis pretende ser una herramienta de consulta que pueda ser utilizada con el fin de mejorar y hacer eficiente la transmisión de información en redes de datos, tomando como base los protocolos de comunicación X.25 y Frame Relay.

ANEXO "A"

GLOSARIO DE TERMINOS

A

ABM (Asynchronous Balanced Mode): Modo de Balanceo Asíncrono. Modo de comunicación HDLC (y su protocolo derivado) que maneja comunicaciones de punto a punto entre nodos equivalentes (peer) para dos estaciones, en donde cualquiera de ellas puede iniciar la transmisión.

ACK (Acknowledgment): Acuse de recibo: Normalmente se envía ACKs de un dispositivo a otro de la red para indicar que ocurrió algún suceso (por ejemplo la recepción de un mensaje).

ADCCP (Advanced Data Communications Control Protocol): Protocolo de Control Avanzado para Comunicación de Datos. Protocolo ANSI estándar para control de enlace de datos que funciona en el nivel de bits.

Address: Dirección. Estructura de datos empleada para identificar una entidad única, como algún proceso o la localización de una red.

Agent: Agente. Software que procesa pedidos y devuelve respuestas en alguna aplicación. En los sistemas de administración de redes los agentes residen en todos los dispositivos bajo control y reportan los valores de las variables especificadas a las estaciones de administración

A-Law: Ley-A. Estándar de compresión y expansión (companding) empleado por el CCITT para la conversión de señales analógicas y digitales en sistemas PCM. Se usa más bien en redes telefónicas europeas y es similar al estándar norteamericano mu-law (ley-mu).

ALOHA: Técnica de control de acceso para sistemas de transmisión que permite a múltiples estaciones transmitir simultáneamente. En el sistema ALOHA las estaciones transmiten cuando tienen datos que mandar, y las transmisiones que no tuvieron acuse de recibo se repiten.

AM: Amplitud Modulada. Técnica de modulación en la que la información se conduce mediante la amplitud de la señal portadora.

Analog Transmission: Transmisión Analógica. Transmisión de señales, mediante cables o por el aire, en la cual se conduce la información mediante la variación de alguna combinación de la amplitud de la señal, su frecuencia y su fase.

ANSI (American National Standards Institute): Instituto Nacional Norteamericano de Estándares. Instancia coordinadora de grupos voluntarios de fijación de estándares en los Estados Unidos.

Application Layer: Capa de aplicación. Capa 7 del modelo de referencia OSI. Esta implantado en varias aplicaciones de red, como correo electrónico, transferencia de archivos y emulación de terminales

ARM (Asynchronous Response Mode): Modo de Respuesta Asíncrono. Modo de comunicación HDLC con un primario y al menos un secundario, donde el primario o cualquiera de los secundarios puede iniciar las transmisiones.

ASCII (American Standard Code for Information Interchange): Código Estándar Norteamericano para Intercambio de Información. Código de ocho bits para representar caracteres que emplea siete bits mas paridad.

Asynchronous Transmission: Transmisión Asíncrona. Operación de un sistema de red en el cual los acontecimientos suceden sin estar sincronizados por un reloj. En tales sistemas, los caracteres individuales suelen estar encapsulados en bits de control llamados de arranque y de parada, que indican el inicio y fin de los caracteres.

ATM (Asynchronous Transmission Mode): Modo de transferencia Asíncrono. Estándar CCITT para la retransmisión de celdas (cell relay) en el cual la información para diferentes tipos de servicio (voz, video, datos) se transmite en pequeñas celdas de tamaño fijo. También, modo de transmisión BISDN en el cual se usa una versión acelerada del multiplexaje asíncrono por división de tiempo (ATDM) para transferir flujos múltiples de información en un canal de comunicación.

Attenuation: Atenuación. Pérdida de energía en la señal de comunicación.

B

Backbone Network: Red Fundamental. Actúa como conducto primario (o "espinas dorsal") de tráfico que usualmente viene de, o va hacia, otras redes.

Balanced Configuration. Configuración Balanceada. En HDLC, una configuración de red punto a punto con dos estaciones combinadas.

Bandwidth: Ancho de Banda. Diferencia entre la frecuencia más alta y la más baja de las señales de una red. También describe la capacidad establecida de un protocolo o un medio dados por una red.

Baseband: Banda Base. Característica de la tecnología de redes en donde sólo se emplea una frecuencia portadora. La banda base se diferencia de la banda amplia (broadband), en la cual se emplean múltiples frecuencias portadoras. Ethernet es un ejemplo de red de banda base.

Baud: Unidad de velocidad de señalización igual al número de condiciones discretas o sucesos en la señal por segundo. Los bauds son equivalentes a los bits por segundo cuando cada suceso en la señal representa exactamente un bit.

Binary: Binario. Sistema de numeración caracterizado por unos y ceros.

Binary Synchronous Communication. Comunicación Binaria Sincrónica. Protocolo de enlace de datos por caracteres que se emplea en aplicaciones half-duplex. Se conoce también como bisync

Bit Error Rate: Tasa de Error de Bit. Porcentaje de bits transmitidos que se reciben con error.

Bit-Oriented Protocol: Protocolo por bit. Clase de protocolos de comunicaciones de la capa de enlace (link layer) que pueden transmitir marcos (frames) sin preocupación de sus contenidos. Comparados con los protocolos por bytes, éstos son más eficientes y confiables, y ofrecen comunicación full-duplex.

Bit Rate: Tasa de Bit. Velocidad a la que se transmiten los bits, normalmente expresada en bits por segundo (bps).

Bridge: Puente. Dispositivo que conecta dos segmentos de una red y pasa paquetes entre ellos. Los puentes operan en el nivel 2 del modelo de referencia ISO y no son sensibles a protocolos de niveles superiores.

BWB_MOD ó β (Bandwidth Balancing Modulud): Módulos Balanceados de Ancho de Banda. Un balanceo de ancho de banda en un DQDB ordinario es: cuando un nodo probablemente transmita un segmento cuando sus contadores CD (Countdown) sean cero y la ranura QA en proceso se encuentre libre. El balanceo de ancho de banda permite al nodo transmitir sólo una fracción α de éstos. Esto es alcanzado debido a incrementos artificiales de RQ (Request Count) después de cada uno de los segmentos β que son transmitidos, esto es: $\alpha = (\beta / (1 + \beta))$. Esto obliga al nodo a enviar una ranura extra libre hacia abajo después de la utilización de ranuras libres β . Por lo tanto BWB_MOD es un estándar que debería estar colocado en cada nodo. El valor de éste probablemente se fije entre 0 y 64 octetos, con un valor por default de 8. Un valor de cero deshabilita la función del balanceo de ancho de banda.

C

Cable: Cable. Medio de transmisión que consiste en alambres o fibras ópticas envueltas por una cubierta protectora.

Call Priority: Prioridad de Llamada. Prioridad asignada a cada puerto de origen en los sistemas de circuitos conmutados. La prioridad define el orden en el cual se reconectan las llamadas. También define cuáles llamadas se efectuarán durante una reservación de ancho de banda.

Call setup time: Tiempo de establecimiento de llamada. Tiempo requerido para establecer una llamada conmutada entre dispositivos DTE.

Carrier: Portada. Señal propia para ser modulada por otra señal que contiene información a ser transmitida.

CCITT: Comité Consultivo de Telegrafía y Telefonía (siglas en francés). Organización Internacional que desarrolla estándares de comunicaciones, como la recomendación X.25

Channel: Canal. Líneas de comunicaciones. En algunos entornos se pueden multiplexar varios canales en un solo cable. El término también se refiere al conducto específico entre computadoras grandes y sus periféricos.

Circuit: Circuito. Enlace de comunicaciones entre dos o más puntos.

Circuit Switching: Circuitos Conmutados. Sistema de conmutación en el que debe existir un circuito físico dedicado entre el emisor y receptor durante la llamada. De amplio uso en la red telefónica, los circuitos conmutados se contrastan con los métodos de competencia (contention) y token passing para acceso al canal, y con la conmutación de paquetes (packet switching) como técnica de conmutación.

Class of Service: Clase de Servicio. En forma general, se refiere a cómo manejar un paquete. El tipo de servicio (TOS) IP es una clase de servicio. En SNA, la clase de servicio es la designación de las características de control de trayectoria de la red, incluyendo la seguridad de la trayectoria, el ancho de banda y las prioridades de la transmisión que se aplican a alguna sesión en particular. En telefonía existen varias clases de servicios para los abonados dependiendo del servicio requerido.

Client-server computing: Computación en modo Cliente Servidor. Término empleado para describir sistemas de redes de procesamiento distribuido en donde las responsabilidades de las transacciones se dividen en dos partes: el cliente (front end) y el servidor (back end). Ambos términos se pueden aplicar tanto a programas como a dispositivos de cómputo.

CO (Central Office): Oficina de la compañía telefónica local a la cual se conectan todos los loops (ciclos) de una cierta área y en la cual ocurre la conmutación de los circuitos de las líneas abonadas.

Compression: Compresión. Paso de los datos por un algoritmo que reduce el espacio/ancho de banda requerido para almacenar/transmitir el conjunto de datos.

Concentrator: Concentrador. Dispositivo que sirve como centro de una red con topología tipo estrella. También se refiere a un dispositivo que contiene múltiples módulos de equipos de redes.

Congestion: Congestión. Tráfico excesivo en la red.

Connectionless: Sin conexiones. Término empleado para describir transferencias de datos sin la existencia de un circuito virtual.

Connection-oriented: Conexión-orientada. Término empleado para describir transferencias de datos posteriores al establecimiento de un circuito virtual.

Contention: Competencia. Método de acceso en el cual los dispositivos de la red compiten por los derechos de acceso al medio físico.

Convergence: Convergencia. Capacidad (y velocidad en la cual se logra) de un grupo de dispositivos de interconexión de redes que ejecutan un protocolo específico de enrutamiento, para coincidir en la determinación de la topología de las interconexiones luego de que ésta cambió.

CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection): Acceso Múltiple por Detección de Portadora y Detección de Colisiones. Mecanismo de acceso al canal en el cual los dispositivos que desean transmitir primero verifican la existencia de portadora en el canal. Si no se detecta portadora en un cierto lapso, los dispositivos pueden transmitir. Si dos de ellos transmiten a la vez, ocurre una colisión, que es detectada por dispositivos especiales, que entonces retardan la transmisión durante un período aleatorio. El acceso CSMA/CD es empleado por Ethernet y por IEEE 802.3.

CSU (Channel Service Unit): Unidad de Servicio al Canal. Dispositivo de interfaz digital que conecta equipos terminales de usuario al ciclo (loop) telefónico digital local.

CTS (Clear to Send): Preparado para transmisión. Circuito en la especificación RS-232 que se activa cuando el DCE (equipo de comunicación de datos) está listo para aceptar datos del DTE (equipo terminal de datos).

D

DARPA (Defense Advanced Research Projects Agency): Agencia de proyectos avanzados de investigación para la defensa. Agencia del gobierno de los Estados Unidos que financió la investigación y el desarrollo de Internet.

Data Channel: Canal de Datos. En SNA, dispositivo que conecta el procesador y la memoria central con los periféricos.

Data Flow Control Layer: Capa de control de flujo de datos. Capa 5 del modelo de arquitectura SNA.

Datagram: Datagrama. Agrupamiento lógico de información enviada como unidad de la capa de red (network layer) en un medio de transmisión, sin el establecimiento previo de un circuito virtual.

Data Link Control Layer: Capa de control de enlace de datos. Capa 2 del modelo de arquitectura SNA.

Data Link Layer: Capa de enlace de datos. Capa 2 del modelo de referencia OSI, que toma un medio de transmisión de datos y lo transforma en un canal que, desde el punto de vista de la capa de red, está libre de errores de transmisión. Los servicios principales de la capa de comunicación o enlace de datos son el direccionamiento, la detección de errores y el control del flujo.

DCE (Data Communications Equipment): Equipo de comunicación de datos. Dispositivos y conexiones de una red de comunicaciones que conectan el circuito de comunicación con el dispositivo terminal (DTE). Un modem puede ser considerado como DCE.

Demodulation: Demodulación. Proceso de volver una señal modulada a su forma original. Los modems hacen la demodulación tomando una señal analógica y regresándola a su forma digital original.

Demultiplex: Verbo en inglés que denota la acción de separar varios flujos de salida a partir de una entrada común.

Device: Dispositivo. Entidad que puede tener acceso a la red. Se emplea en forma intercambiable con nodo.

Differential Manchester Encoding: Codificación Diferencial Manchester. Esquema de codificación digital en el que se emplea una transición durante el bit para señal de reloj, y en donde una transición al inicio del tiempo de cada bit denota un cero. Es el esquema de codificación empleado por las redes IEEE 802.5/Token Ring.

DLC (Data Link Control Layer): Capa de control de enlace de datos. Capa SNA responsable de la transmisión de datos entre nodos, empleando un enlace físico.

DLCI (Data Link Connection Identifier): Identificador de conexión de enlace de datos. Valor Frame Relay (retransmisión de marcos) que identifica una conexión lógica.

DNA (Digital Network Architecture): Arquitectura digital de red. Arquitectura de las redes de la compañía Digital Equipment Corporation. Se emplea el término DECnet para referirse a los productos DNA (que incluyen protocolos de comunicaciones).

DOD (Department of Defense): Departamento de la Defensa de Estados Unidos de America.

DQDB (Distributed Queue Dual Bus): Canal dual de cola distribuida. Protocolo de comunicaciones propuesto por el comité IEEE 802.6 para uso en redes metropolitanas (MAN)

Drop: Punto de enlace. Lugar de una canal multipunto en donde se hace una conexión a un dispositivo de la red.

DSR (Data Set Ready): Equipo para datos listo. Circuito de interfaz RS-232 que se activa cuando el DCE está encendido y listo para usarse.

DSU (Data Service Unit): Unidad de servicio de datos. Dispositivo empleado en la transmisión digital para conectar un CSU a un DTE.

DTE (Data Terminal Equipment): Equipo terminal de datos. Parte de una estación de datos que sirve como fuente o destino de los datos, o ambos, y que ofrece las

funciones de control de comunicación de datos de acuerdo con los protocolos. DTE incluye computadoras, traductores de protocolo y multiplexores.

DTR (Data Terminal Ready): Terminal de datos lista. Circuito RS-232 que se activa para avisar al DCE cuando el DTE está listo para enviar y recibir datos

Dynamic routing: Enrutamiento dinámico. Enrutamiento que se ajusta en forma automática a cambios de tráfico o de topología de la red.

E

EDI (Electronic Data Interchange): Intercambi electrónico de datos. Comunicación electrónica de datos operacionales tales como pedidos y facturas entre organizaciones.

Error Control: Control de errores. Técnica para asegurar que las transmisiones de la fuente sean recibidas en el destino sin errores.

Error-Correcting Code: Código de Detección de Errores. Código que puede detectar errores de transmisión mediante el análisis de los datos recibidos, basado en el grado de adhesión a guías estructurales apropiadas que tengan.

Event: Suceso, acontecimiento. Mensaje de la red que indica irregularidades operacionales en los elementos físicos de una red, o la respuesta ante la ocurrencia de una tarea significativa, que normalmente es el cumplimiento de un pedido de información.

Expansion: Expansión. El paso de datos comprimidos a través de un algoritmo que los restituye a su tamaño original.

Expedited delivery: En forma general, se refiere a una opción propuesta por una capa específica de un protocolo mediante la cual se pide a otras capas de protocolos (o a la misma capa del protocolo en otro dispositivo de la red) el manejo más rápido de ciertos datos específicos.

F

Fan-Out Unit: Unidad de frente de salida. Dispositivo que permite que múltiples dispositivos se comuniquen.

Fast Switching: Conmutación rápida. Característica en la cual se usa una memoria rápida caché de ruta para acelerar el paso del paquete a través de un enrutador.

FCS (Frame Check Sequence): Secuencia de verificación de tramas. Término HDLC adoptado por las siguientes capas de enlace de los protocolos que se refiere a los caracteres extra que se añaden a la trama para propósitos de control de errores.

FDDI (Fiber Distributed Data Interface): Interfaz de datos distribuidos por fibra. Estándar definido por ANSI que especifica una red Token passing de 100 Mbps empleando cable de fibra óptica.

FDM (Frequency Division Multiplexing): Multiplexación por división de frecuencia. Técnica en la que un solo cable se puede asignar a la información de múltiples canales un ancho de banda basado en la frecuencia.

Forward Channel: Canal de Avance. Trayectoria de comunicaciones que lleva información del iniciador de la llamada a quien se llamó

Fragmentation: Fragmentación. Proceso de partir un paquete en unidades menores cuando se transmite en un medio de redes que no maneja el tamaño original del paquete.

Frame: Trama. Agrupamiento lógico de información enviado a un medio de transmisión como una unidad de la capa de enlace.

Frame Relay: Retransmisión de tramas o relevo de tramas. Protocolo empleado en la interfaz entre dispositivos de usuario (por ejemplo, máquinas anfitrionas y enrutadores) y equipos de redes (por ejemplo, nodos de conmutación). Es más eficiente que X.25, protocolo del cual generalmente se considera como reemplazo.

Front end: Nodo o programa que solicita servicios de un back.

FSK (Frequency Shift Key): Modulación por desplazamiento de frecuencia. Técnica simple de modulación de comunicaciones que convina datos binarios con la frecuencia de una portadora. Usualmente se crean sólo dos cambios en la frecuencia, uno para el bit 0 y otro para el bit 1.

FTP (File Transfer Protocol): Protocolo de transferencia de archivos. Protocolo de aplicación IP para transferir archivos entre nodos de la red.

Full-duplex: Capacidad de transmisión simultánea de datos en ambas direcciones.

G

Grade of Service: Grado de Servicio: Medida de la cantidad del servicio telefónico basada en la probabilidad de que una llamada reciba señal de ocupado durante la hora pico del día.

Group Address: Dirección de Grupo. Dirección única que se refiere a múltiples dispositivos de la red. Sinónimo de multicast address (dirección múltiple).

Guard band: Banda de Guardia. Frecuencia libre entre dos canales de comunicaciones, que los separa para prevenir interferencia mutua.

H

Half duplex: Capacidad de transmitir datos en sólo una dirección a la vez.

Handshake: Secuencia de mensajes que dos o más dispositivos de la red intercambian para asegurar sincronización en la transmisión.

HDLC (High-level Data Link Control): Control de enlace de datos de alto nivel. Protocolo de capa de enlace ISO estándar por bits de uso común, derivado de SDLC. Especifica un método de encapsulamiento de datos de enlaces serie sincrónicos.

Headend: El punto terminal de una red broadband. Todas las estaciones transmiten hacia ese punto, para que luego éste transmita hacia las estaciones destino.

Header: Encabezado. Información de control que se añade a los datos antes de encapsularlos para su transmisión en la red.

Host: Anfitrión. Sistema de cómputo en una red. Es similar a los términos dispositivo o nodo, excepto que usualmente implica un sistema de cómputo, mientras que dispositivo y nodo generalmente se aplican a cualquier sistema en red, que incluye terminal servers (servidores de terminales) y enrutadores.

Hybrid network: Red híbrida. Término usado para describir una interconexión entre redes hecha con más de un tipo de tecnología de redes, que incluye LAN y WAN.

I

IDU (Interface Data Unit): Unidad de Datos de la Intefaz. La IDU consiste de una SDU (Unidad de Datos del Servicio) y de alguna información de control. Es decir, es una interfaz que tiene la función de intercambiar información entre capas, en donde la información de control es necesaria porque ayuda a que las capas inferiores realicen su trabajo.

IEEE (Institute of Electrical and Electrical Engineers): Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos. Organización profesional que define estándares de redes. Los estándares LAN de IEEE son los predominantes en la actualidad, e incluyen protocolos similares o virtualmente equivalentes a Ethernet o token ring.

IEEE 802.2: Protocolo LAN de IEEE que especifica la implantación de la subcapa de control de enlace lógico de la capa de enlace. Se encarga del manejo de errores, creación de tramas y flujo de control; es interfaz de servicio con la capa 3. Se emplea en redes LAN tales como IEEE 802.3 e IEEE 802.5.

IEEE 802.3: Protocolo LAN de IEEE que especifica la implantación de la capa física y de la subcapa MAC de la capa de enlace. Utiliza Accesos CSMA/CD en varias velocidades usando varios medios físicos. Una variante física de IEEE 802.3 (10BASE5) es muy similar a ethernet.

IEEE 802.4: Protocolo LAN de IEEE que especifica la implantación de la capa física y de la subcapa MAC de la capa de enlace. Utiliza acceso token passing sobre una topología de bus.

IEEE 802.5: Protocolo LAN de IEEE que especifica la implantación de la capa física y de la subcapa MAC de la capa de enlace. Utiliza acceso token passing a 4 o 16 Mbps sobre cable de par trenzado blindado y es muy similar a token ring de IBM.

IEEE 802.6: Especificación IEEE de red de área metropolitana basada en tecnología DQDB.

IMP (Interface Message Processor): Procesador de interfaz de mensajes. Nombre que anteriormente tenían los conmutadores de paquetes de Internet.

In-band signaling: Señalización en banda. Transmisión dentro de una gama de frecuencias normalmente empleada para transmitir información.

Interfaz: Conexión entre dos sistemas o dispositivos. En la terminología de enrutadores, es una conexión de la red.

Interference: Interferencia. Ruido indeseado en el canal de comunicación.

Internet: Término empleado para referirse al sistema de interconexión de redes más grande del mundo, que conecta miles de redes en todo el planeta y que desarrolla una cultura basada en simplicidad.

Internetwork: Redes interconectadas. Conjunto de redes interconectadas por enrutadores y que en forma genérica funciona como una sola.

Internetworking: Interconexión de redes. Término genérico usado para referirse a la industria que surgió alrededor del problema de conectar redes. El término se puede referir tanto a productos como a procedimientos y tecnologías.

Interoperability: Interoperabilidad. Capacidad para comunicar equipos de computación de diversos fabricantes mediante una red.

ISND (Integrated Service Digital Network): Red digital de servicios integrados. Protocolos de comunicación propuestos por las compañías telefónicas para lograr que las redes de teléfono transmitan datos, voz y otros materiales de la fuente.

ISO (International Organization for Standardization): Organización internacional para la estandarización. Organización internacional responsable de una amplia gama de estándares, incluyendo aquellos relevantes a las redes. ISO es responsable del modelo de referencia de redes más popular: el modelo de referencia OSI.

L

LAN (Local Area Network): Red de área local. Red que cubre una área geográfica relativamente pequeña. Comparadas con las redes WAN, las redes LAN suelen caracterizarse por velocidades de transferencia de datos relativamente más altas y una relativamente baja incidencia de errores.

LAPB (Link Access Procedure-Balanced): Procedimiento balanceado de acceso de enlace. Derivado de HDLC, es una versión de CCITT X.25 de un protocolo de enlace de datos por bit.

LAPD (Link Access Protocol D): Protocolo D de acceso de enlace. Protocolo ISDN de capa de enlace para el canal D. Se derivó del protocolo LAPB CCITT X.25 y está diseñado primordialmente para satisfacer los requerimientos de señalización del acceso básico ISDN. Está definido por las recomendaciones Q.920 y Q.921 de CCITT.

Leased line: Línea arrendada o privada. Línea de transmisión reservada por un portador de comunicaciones para uso privado de un cliente.

Link: Enlace. Canal de comunicaciones de la red consistente en un circuito o una trayectoria de transmisión, incluido el equipo existente entre el transmisor y el receptor. Suele usarse para referirse a una conexión en una red WAN.

LLC (Logical Link Control): Control lógico de enlace. Subcapa de la capa de enlace OSI. Se encarga del control de errores, control de flujo y creación de tramas. El protocolo LLC más usado es IEEE 802.2, que incluye variantes con y sin conexión.

Logical Channel: Canal Lógico. Trayectoria de comunicaciones no dedicada, para conmutación de paquetes, entre dos o más nodos de la red. Mediante conmutación de paquetes pueden existir varios canales lógicos simultáneamente en un mismo canal físico.

LU (Logical Unit): Unidad Lógica. Componente primario de SNA. Tipo de unidad direccionable (NAU) que permite a los usuarios finales comunicarse entre sí y tener acceso a los recursos de la red SNA.

Local acknowledgment : Acuse de recibo local. Método en el cual un nodo intermedio de la red, tal como un enrutador, termina una sesión de la capa de enlace de datos para una máquina anfitriona final. El uso de estos acuses de recibo locales reduce la sobrecarga de la red y por tanto el riesgo de interrupciones.

M

MAC (Media Access Control): Control de acceso al medio. Como está definida por el IEEE, se trata de la porción baja de la capa de enlace de datos del modelo OSI. La subcapa MAC se encarga de los asuntos de acceso al medio de comunicaciones, como por ejemplo determinar si se usará token ring o contention.

MAN (Metropolitan Area Network): Red de área metropolitana. En términos generales se refiere a una red que ocupa una área metropolitana, geográficamente mayor que la ocupada por una red local, pero menor que una red de área amplia.

Media: Medios. Plural de medium, en inglés. Entorno físico mediante el cual pasan las señales de transmisión.

Message: Mensaje. Agrupamiento lógico de información en la capa de aplicación.

Message Switching: Conmutación de mensajes. Técnica de conmutación que transmite mensajes de nodo a nodo en una red. El mensaje se almacena en cada nodo hasta que llega el momento en que se consigue una trayectoria de envío.

Modem (Modulator-Demodulator): Modulador-demodulador. Dispositivo que convierte señales digitales a una forma adecuada para transmisión sobre medios de comunicación analógicos y viceversa.

Mu-Law: Ley-mu. Estándar de compresión y expansión norteamericano usado en conversiones entre señales analógicas y digitales en sistemas PCM.

Multicast address: Dirección Múltiple. Dirección que se refiere a múltiples dispositivos de la red. Sinónimo de group address.

Multipoint line: Línea multipunto. También llamada multidrop line. Línea de comunicaciones con múltiples puntos de acceso al cable.

N

NAU (Network Addressable Unit): Unidad direccionable en la red. Término SNA para las entidades direccionables.

Network: Red. Conjunto de computadoras y otros dispositivos que son capaces de comunicarse entre sí empleando un medio reticular.

Network address: Dirección de la red. También llamada protocolo de la red, es una dirección de la capa de red que se refiere a un dispositivo lógico, no físico de la red.

Network Administrator: Administrador de la red. Persona que ayuda a mantener la red. Dispositivo de hardware/software que ofrece algunas características de solución de problemas de la red, incluidos decodificadores de paquetes de protocolos específicos, pruebas de errores preprogramadas, filtrado y transmisión de paquetes.

Network Layer: Capa de red. Capa 3 del modelo de referencia OSI. La capa 3 es donde ocurre el enrutamiento.

Network Management: Manejo de red. Término genérico que describe sistemas o acciones que ayudan a mantener, caracterizar o arreglar una red.

NIU (Network Interface Unit): Unidad de Interfaz de Red. Interfaz que contiene dos puertos serie RS-232-C, y que puede servir como interfaz con impresoras, modems y terminales todas ellas asíncronas con velocidades de hasta 19.2 Kbauds.

Node: Nodo. Término genérico que se refiere a una entidad que puede tener acceso a una red.

Noise: Ruido. Señales indeseables en el canal de comunicaciones.

NUI (Network User Interface): Interface de usuario de red. Especificada en la capa de red, la función de la NUI es interconectar dos DTEs a través de una red. (Ver UNI)

Nyquist Sampling Theorem: Teorema de muestreo de Nyquist. Teorema demostrado por H. Nyquist que indica que es posible reconstruir señales analógicas a partir de muestras si se toman suficientes de ellas.

O

Open Architecture: Arquitectura abierta. Arquitectura para la cual terceros pueden desarrollar productos legalmente y de la que existen especificaciones de dominio público.

Open Circuit: Circuito abierto. Trayectoria cortada en un medio de transmisión. Normalmente impide la comunicación en la red.

OSI (Open System Interconnection): Interconexión abierta de sistemas. Programa internacional de estandarización, apoyado por ISO y CCITT, para desarrollar estándares para redes de datos. Facilita la interoperabilidad de equipos hechos por diversos fabricantes. Consiste de 7 capas, cada una de las cuales especifica funciones particulares de la red, tales como direccionamiento, control de flujo, control de errores, encapsulamiento, transferencia confiable de mensajes y muchas otras.

Out-of-band signaling: Señalización fuera de banda. Transmisión que usa frecuencias o canales fuera de los empleados para transferencia de información. Suele usarse para reporte de errores en situaciones en las que la señalización dentro de banda puede ser afectada por los problemas que la red este experimentando.

P

PA (Prearbitrated Slots): Ranuras Prearbitrarias: La función de un PA es proporcionar un control de acceso para una transferencia de conexión-orientada sobre una garantía de ancho de banda en un canal de octetos que forma parte de una ráfaga de octeto isocrónico. La función PA asume el previo establecimiento de una conexión. Como resultado del establecimiento de la conexión, la función PA será informada por el canal virtual asociado con esta conexión.

Packet: Paquete: Agrupamiento lógico de información que incluye un encabezado y normalmente datos de usuario.

Packet Switching: Conmutación de paquetes. Red en los cuales los nodos comparten el ancho de banda porque mandan unidades lógicas de información en forma intermitente. En contraste una red de conmutación de circuitos dedica un circuito a la vez para la transmisión de datos.

PAD (Packet Assembler/Disassembler): Ensamblador/Desensamblador de paquetes. Dispositivo utilizado para conectar dispositivos simples que no tienen capacidad de ensamblar ni desensamblar paquetes, a redes X.25. El PAD sirve como buffer para datos enviados entre las máquinas anfitrionas y las terminales en una red X.25, como se define en las recomendaciones CCITT X.3, X.28 y X.29.

PAM (Pulse Amplitude Modulation): Amplitud modulada por pulsos. Esquema de modulación en el cual se hace que la onda moduladora module la amplitud de un tren de pulsos.

Parity Check: Verificación de paridad. Proceso para verificar la integridad de un carácter. Consiste en añadir un bit que haga el número total de bits binarios en 1 en un carácter o en una palabra sea impar (en odd parity) o par en (even parity)

PBX (Private Branch Exchange): Conmutador privado. Conmutador telefónico en las instalaciones del usuario.

PCM (Pulse Code Modulation): Modulación por código de pulsos. Transmisión de información analógica en forma digital mediante muestreo y codificación con un número fijo de bits.

PDN (Public Data Network): Red pública de datos. Red operada por el gobierno (como en Europa) o en forma privada para ofrecer comunicaciones por computadora al público, normalmente cobrando una cuota.

PDU (Protocol Data Unit): Unidad de datos de protocolo. Término equivalente a packet, definido por OSI.

Physical address: Dirección física. Término empleado algunas veces para referirse a la dirección de la capa de enlace de un dispositivo de red.

Physical Layer: Capa física. Capa 1 del modelo OSI. La capa física define las interfases eléctricas, mecánicas y físicas a la red, así como los aspectos del medio de red.

Piggybacking: Aprovechar el viaje. Transportar acuses de recibo con el paquete de datos para ahorrar ancho de banda de la red.

Port: Puerto. Interfaz de un dispositivo de interconexión de redes. En terminología IP, puerto también se usa para especificar el proceso de recepción de las capas superiores.

Presentation layer: Capa de presentación. Capa 6 del modelo de referencia OSI. Esta capa se encarga de la sintaxis de los datos intercambiados entre dos entidades de la capa de aplicación

Propagation delay: Tiempo de propagación. Tiempo requerido para que los datos en una red viajen desde el origen hasta el destino final.

Protocol: Protocolo. Descripción formal de un conjunto de reglas y convenciones que gobiernan la forma en la que los dispositivos de una red intercambian información.

PSK (Phase Shift Key): Modulación por desplazamiento de fase. Codificación de cambio de fase. La forma común de modulación por fase usada en modems. No requiere una circuitería compleja de modulación y no es susceptible a los cambios de fase aleatorios en la forma de onda transmitida.

PSN (Packet Switch Node): Nodo conmutador de paquetes. Conmutador de paquetes internet. También se refiere a un nodo de conmutación en la arquitectura X.25. Usualmente un PSN es un DCE.

PVC (Permanent Virtual Circuit): Circuito permanente virtual. En forma genérica se refiere a un circuito virtual establecido en forma permanente.

Q

QA (Queued Arbitrared): Cola de espera arbitraria. La función QA proporciona control de acceso para transferencia de datos asíncrona de segmentos de carga-útil de 48-octetos.

QAM (Quadrature Amplitude Modulation): Modulación por amplitud en cuadratura. Es una técnica de modulación que genera cuatro bits a partir de un baudio. Por ejemplo, una líneas de 600 baudios (600 desplazamientos por segundo de la señal) puede transmitir eficazmente 2,400 bits por segundo empleando este método. Para cada baudio se conforman tanto la amplitud como la fase, lo que resulta en cuatro patrones posibles.

QOS (Quality of Service): Calidad del servicio. Medida del desempeño de un sistema de transmisión que considera la calidad de la transmisión y la disponibilidad de los servicios.

QPSK (Quadrature PSK): PSK de cuadratura ó modulación por desplazamiento de fase en cuadratura. Este tipo de modulación ocurre cuando las señales I (portadora en fase) y Q (portadora en cuadratura) de una QAM tienen magnitudes idénticas. Se puede deducir que la diferencia principal entre la QAM cuaternaria y QPSK, es que QAM utiliza filtrado de premodulación (pasa-bajas) mientras que QPSK utiliza filtrado de postmodulación (pasa-banda).

Queue: Cola. En forma genérica se refiere a una lista ordenada de elementos que esperan procesamiento. En enrutamiento indica un conjunto pendiente de paquetes que esperan ser enviados a una interfaz del enrutador.

R

Reassembly: Reensamble. La reconstitución de un datagrama IP en el destino luego de que se fragmentó en la fuente o en un nodo intermedio.

Redistribution: Redistribución. El permitir que la información de enrutamiento descubierta mediante algún protocolo de enrutamiento sea distribuida en los mensajes de actualización de otro protocolo de enrutamiento.

Redundancy: Redundancia. En telefonía, es la parte de la información total contenida en un mensaje que se puede eliminar sin pérdida de información o significado esencial. En computación son los elementos múltiples (redundantes) de un sistema que efectúan la misma función.

RFC (Request for Comments): Solicitud de comentarios. Documentos empleados como el medio primario de comunicación de información sobre Internet.

Router: Enrutador. Dispositivo de la capa 3 OSI que puede decidir cuál de los varios caminos debe seguir el tráfico de la red, basándose en algún métrica óptima.

Routing table: Tabla de enrutamiento. Tabla almacenada en un enrutador o en algún otro dispositivo de las redes, que lleva cuenta de las rutas hacia destinos particulares de la red.

RTS (Request to Send): Petición de transmisión. Señal de control RS-232 que solicita la transmisión de datos en una línea de comunicaciones.

S

SAP (Service Access Point): Punto de acceso al servicio. Interfaz entre capas OSI adyacentes. También se refiere a Service Advertisement Protocol: Protocolo de anuncio de servicios.

SDLC (Synchronous Data Link Control): Control sincrónico de enlace de datos. Protocolo IBM sincrónico por bits de la capa de enlace que ha dado lugar a numerosos protocolos similares, incluyendo HDLC y LAPB.

SDU (Service Data Unit): conjunto de datos definido (mensajes) que va del cliente de un servicio a otro cliente.

Session layer: Capa de sesión. Capa 5 del modelo de referencia OSI. Coordina las actividades de la sesión entre aplicaciones, incluyendo control de errores del nivel de aplicación, control de diálogos y llamadas remotas a procedimientos.

Signaling: Señalización. Proceso de enviar una señal de transmisión en un medio físico para propósitos de comunicación.

Simplex transmission: Transmisión simplex. Transmisión de datos en una sola dirección.

SMDS (Switched Multimegabit Data Service): Servicio de datos conmutados multimegabit. Tecnología WAN basada en datagramas y que emplea conmutación de paquetes a alta velocidad.

SMTP (Simple Mail Transfer Protocol): Protocolo sencillo de transferencia de correo. Protocolo Internet que ofrece servicios de correo electrónico.

SNA (System Network Architecture): Arquitectura de redes de sistemas. Arquitectura grande, compleja y con múltiples características desarrollada en la década de 1970 por IBM.

SONET (Synchronous Optical Network): Red óptica sincrónica. Red sincrónica de alta velocidad (hasta 2.5 Gbps) aprobada como estándar internacional en 1988.

STP (Shielded Twisted Pair): Par trenzado protegido. Tendido telefónico envuelto por una cubierta metálica para eliminar interferencias externas.

SVC (Switched Virtual Circuit): Circuito virtual conmutado. Circuito virtual que puede establecerse en forma dinámica por demanda. Se contrasta con PVC.

Synchronization: Sincronización. El establecimiento de tiempos en común para el emisor y el receptor.

T

TI: Terminología Bell que se refiere a un sistema de portadora digital usada para la transmisión de datos a través de la jerarquía telefónica. La velocidad de transmisión es de 1.544 Mbps.

TCP/IP (Transmission Control Protocol/Internet Protocol): Protocolo de control de transmisión/Protocolo Internet. Los dos protocolos Internet que suelen confundirse con uno solo. TCP corresponde a la capa 4 y ofrece transmisión confiable de datos. IP corresponde a la capa 3 y ofrece servicios de datagramas sin conexión.

TDM (Time Division Multiplexing): Multiplexaje por división de tiempo. Técnica en la que puede asignarse ancho de banda a información de múltiples canales en un solo cable, basándose en distribución de intervalos de tiempo.

Throughput: Rendimiento, Producción, trabajo útil. Cantidad de información que llega, y posiblemente pasa, a un punto en particular en un sistema de red.

Time-out: Suspensión por tiempo terminado. Acontecimiento que ocurre cuando un dispositivo de la red espera escuchar a otro dentro de un período especificado, pero eso no sucede.

Topology: Topología. Arreglo físico de los nodos y el medio de la red dentro de una estructura empresarial de red.

Transport layer: Capa de Transporte. Capa 4 del modelo de referencia OSI. Es la responsable de la comunicación confiable entre nodos terminales de la red. Realiza los controles de flujo y de errores y suele usar circuitos virtuales para asegurar entrega confiable de datos.

TTRT (Target Token Rotation Time): Prueba blanca de tiempo de rotación. Define el tiempo esperado para sucesivas vistas de una prueba por una estación cuando el anillo está ocupado.

U

UDP (User Datagram Protocol): Protocolo de datagrama de Usuario. Protocolo sin conexión de la capa de transporte que pertenece a la familia de protocolos Internet.

Unbalanced configuration: Configuración desbalanceada. Configuración HDLC con una estación primaria y múltiples estaciones secundarias.

UNI (User-to-Network Interface): Interfaz de red a usuario. La UNI aloja la transmisión de tráfico entre segmentos de redes públicas y privadas de una red híbrida.

UTP (Unshielded Twister Pair): Par trenzado desprotegido. Par de pequeños alambres aislados que se emplean comúnmente en los cables telefónicos. Los alambres están retorcidos uno alrededor del otro a fin de minimizar la interferencia provenientes de otros alambres del cable.

V

V.24: Interfaz de capa física comúnmente empleada en muchos países. Muy similar a EIA-232D y RS-232

Virtual route: Ruta virtual. Terminología SNA para circuito virtual. Es una conexión lógica entre dos nodos de subárea que se realiza físicamente como una ruta explícita particular.

VTP (Virtual Terminal Protocol): Protocolo de terminal virtual. Aplicación ISO para establecer una conexión de terminal virtual en una red.

W

WAN (Wide Area Network): Red de área amplia. Red que ocupa una área geográfica amplia.

X

(VER CAPITULO 3)

X.3: Recomendación CCITT que define varios parámetros PAD.

X.21: Recomendación CCITT que define un protocolo de comunicaciones entre redes de circuitos conmutados y dispositivos de usuario.

X.25: Recomendación CCITT que define el formato de los paquetes para transferencia de datos. Muchos establecimientos tienen X.25 que les dan acceso a terminales remotas.

X.28: Recomendación CCITT que define la terminal-PAD.

X.29: Recomendación CCITT que define la interfaz PAD-computadora.

X.200: En 1983 el ISO desarrollo y publicó una guía (modelo de referencia) que describe las arquitecturas de comunicaciones de datos. El CCITT rediseñó el documento resultante con su misma terminología, y el rediseño recibe el nombre de X.200 del CCITT. El nombre genérico es OSI/RM ó modelo de referencia para la interconexión de sistemas abiertos, el cual se basa en 7 capas de operación que son: física, enlace, red, transporte, sesión, aplicación y presentación.

X.400: Recomendación CCITT que define y especifica un estándar para transferencias de correo electrónico.

X.500: Recomendación CCITT que define y especifica un estándar para el mantenimiento de archivos y directorios distribuidos.

ANEXO B

RFC 1490

(julio 1993 elaborado por Ascom Timeplex y Wellfleet)
Este RFC sustituye al 1294.

INTERCONEXION DE MULTIPLES PROTOCOLOS SOBRE FRAME RELAY

El método aquí descrito, es un método de encapsulamiento para soportar tráfico sobre Frame Relay.

Este RFC aplica para SVC's y PVC's.

El formato de la trama de Frame Relay se explica en la sección 3 de este RFC. Aquí también se define el NLPID (Net. Level Protocol ID) (páginas 3 y 4).

La sección 4 describe el Sunetwork Access protocol SNAP y su encabezado típico.

A partir de la página 7 se describe el formato de las siguientes tramas:

802.3 sobre FRAME RELAY

802.4 sobre Frame Relay

802.5 sobre Frame Relay

802.6 sobre Frame Relay

FDDI sobre Frame Relay

También está especificado el máximo número de retransmisiones como N201 y el tiempo de retransmisión es T200 (me permito comentar aquí que estas referencias son de Q.922 y el valor de T200 es 1.5 segundos y N201 vale 20 octetos).

La sección 6 habla de la fragmentación. se dice que el formato de fragmentación es el mismo que el de encapsulamiento salvo que el paquete fragmentado debe contener un header o encabezado de encapsulamiento. Es decir un paquete primero es encapsulado (excepto DLCI), si es demasiado grande entonces es partido en segmentos adecuados a las posibilidades de la red Frame Relay en uso y entonces son encapsulados.

En esta sección se da en la página 15 el formato de una trama (header) de encapsulamiento)

específicamente la página 17 ilustra un ejemplo de fragmentación de una trama IP sobre frame Relay.

La sección 7 presenta el formato de una trama ARP encapsulada con un SNAP codificado en Frame Relay (página 18). El formato del DLCI se encuentra en la página 20 y los ejemplos de ARP y RARP a partir de la página 21. También se define el InARP (inverse ARP) para cubrir deficiencias de broadcasting con Frame Relay.

La sección 8 especifica como encapsular IP sobre Frame Relay mencionando que hay dos métodos. el primero con valores NLPID indicando IP y el segundo con valores NLPID indicando SNAP. Ambos formatos se encuentran detallados en la página 24.

La sección 9 describe el encapsulamiento de otros protocolos (como IPX por ejemplo) sobre Frame Relay. adicionalmente se menciona la capacidad que debe tener Frame Relay para soportar enrutamiento entre puentes remotos y grupos de puentes. Esto puede lograrse según especifica la sección 9 gracias a que Frame Relay tiene la capacidad de soportar el Spanning Tree Algorithm que usan las redes Lan permitiéndose además con esto soportar el conocido Virtual LAN.

BIBLIOGRAFIA

- ALABANA, Antonio. **Teleinformática y Redes de Computadoras**. 2 ed., México, Ed. Marcombo, 1993 (c1987) 376p.
- ALAN, Freedman. **Diccionario de Computación**. 5 ed., México, Ed. McGraw-Hill, 1993.
- BUX, W. "**Local Area Subnetworks: A Performance Comparison**". IEEE Transactions on Communications, October, 1981. [BUX81]
- CHEN, W. Performance Evaluation of Token Networks. Ph. D. thesis, University of Illinois at Urbana-Champaign, 1982. [CHEN82]
- CISCO. **Interconexión de Redes. Términos y Acronimos**. Ed. Cisco Systems, 1992. 124p.
- DRAVIDA, S., et al: "**Performance Comparison of High-Speed Multiple Access Networks**". Proceedings of the International Teletraffic Congress, 1991. [DRAV91]
- FRIEND, George E., et al: **Transmisión de Datos y Comunicaciones**. Madrid, Ed. Anaya Multimedia S.A., 1990 (c1984) 294p.
- HALSALL, Fred. **Data Communications. Computer Networks and Open Systems**. 3ed., New York, Ed. Addison-Wesley, 1993. 772p.
- HAMMOND, J. and O'Really P. **Performance Analysis of Local Computer Networks**. MA, Ed. Addison-Wesley, 1986. [HAMM86]
- HAYES, J.F. "**Local Distribution in Computer communications**". IEEE Communications Magazine, March 1981. [HAYE81]
- HERR, D.E. and Nute C.T. "**Modeling the Effects of Packet Truncation on the Throughput of CSMA Networks**". Proceedings, Computer Networking Symposium, 1979. [HERR79]
- HEYMAN, D.P. "**An Analysis of the Carrier-Sense Multiple-Access Protocol**". Bell System Technical Journal, October, 1982. [HEYM82]
- HOUSLEY, Trevor. **Data Communications and Teleprocessing Systems**. 2 ed., New York, Ed. McGraw-Hill, 1987 (c1979) 474p.
- HUIDROBO, Jose Manuel. **Redes de Comunicaciones**. Madrid, Ed. Paraninfo, 1991. 329p.
- JACKSON, J.R. "**Job Shop-Like Queueing Systems**". Management Sciences, 1963. [JACK63]

- KLEINROCK, L. and Tobagi F.A. "**Packet Switching in Radio Channels: Part I: Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics**". IEEE. Transactions on Communications, December, 1975. [KLEI75]
- KLEINROCK, L. **Queueing Systems**. Computer Applications, Vol. II, New York, Ed. Wiley, 1976. [KLEI76]
- LISSACK, T., et al: "**Impact of Microprocessor Architecture on Local Networks Interface Adapters**". Proceedings, Conference on Local Networks and Office Automation Systems, 1981. [LISS81]
- LIU, M.T. **Distributed Loop Computer Networks**. In advances in Computers. Vol. II, New York, Ed. Academic Press, 1978. [LIU78]
- LIU, M.T., et al: **Performance Evaluation of Cannel Access Protocol for Local Computer Networks**. Proceedings, Ed. COMON82 Fall, 1982. [LIU82]
- MAGLARIS, B. and Lissack T. "**An Integrated Broadband Local Network Architecture**". Proceedings, Fifth Conference on Local Computer Networks, 1980. [MAGL80]
- MAGLARIS, B. and Lissack T. "**Performance Evaluation of Interface Units for Broadcast Local Area Networks**". Proceedings, COMOCON Fall, 1982. [MAGL82]
- MAGLARIS, B. "**End-to-End Delay Analysis on Local Area Networks: An Office Building Scenario**". Proceedings, National Telecommunications Conference, 1981. [MAGL81]
- MARTIN, James. **Systems Analysis for Data Transmission**. New Jersey, Ed. Prentice-Hall, 1972. [MART72]
- MARTIN, James. **Telecommunications and Computer**. New Jersey, Ed. Prentice-Hall, 1969. 470p.
- METCALFE, M. and Boggs, D.R. "**Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks**". Communications of the ACM, July, 1976. [METC76]
- MITCHEL, L.C. "**A Methology for Predicting End-to-End Responsiveness in a Local Area Networks**". Proceedings, Computer Networking Symposium, 1981. [MITC81]
- MITCHEL, L.C. and Lide D. "**End-to-End Performance Modeling of Local Area Networks**". IEEE Journal on Selected Areas in Communications, September, 1986. [MITC86]

- MOTOROLA UNIVERSITY PRESS. The Basics Books of Information Networking. Massachusetts, Ed. Addison-Wesley, 1991 (c1992) 160p. (The Motorola Codex Basics Books Series).
- MOTOROLA UNIVERSITY PRESS. The Basics Books of Frame Relay. Massachusetts, Ed. Addison-Wesley, 1994 (c1993) 39p. (The Motorola Codex Basics Books Series).
- MOTOROLA UNIVERSITY PRESS. The Basics Books of X.25 Packet Switching. 2 ed., Massachusetts, Ed. Addison-Wesley, 1991 (c1992) 78p. (The Motorola Codex Basics Books Series).
- MUNGUÍA, Irma y Jose Manuel Salgado. Redacción e Investigación Documental. Manual de Técnicas de Investigación Documental. 2 ed., V.I. México, Ed. Universidad Pedagógica Nacional, 1981. 233p.
- MWOLI, Daniel. Enterprise Networking. Fractional T1 to SONET, Frame Relay to BISDN. Norwood; MA, Ed. Artech House, 1993. 734p.
- NEWMAN, R., et al: "The QPSX MAN". IEEE Communications Magazine, April, 1988. [NEWM88]
- PATERAKIS, M., et al: "On the Relation Between the Finite and Infinite Population Models for a Class of Random Access Algorithms". IEEE Transactions on Communications, November, 1987. [PATE87]
- ROBERTAZZI, Thomas. Computer Networks and Systems. Queuing Theory and Performance. 2 ed., New York, Ed. Springer-Verlag, 1994 (c1990) 368p.
- RODRIGUES, M. "Evaluating Performance of High-Speed Multiaccess Networks". IEEE Network Magazine, May, 1990. [RODR90]
- SCHWARTZ, Misha. Computer-Communications Network Desing and Analysis. New Jersey, Ed. Prentice-Hall, 1977. [SCHW77]
- SCHWARTZ, Misha. Transmisión de Información, Modulación y Ruido. México, Ed. McGraw-Hill, 1990 (c1983) 685p.
- SPOHN, Darren. Data Network Desing. New York, Ed. McGraw-Hill, 1993. 658p. (Series on Computer Communications).
- SPRAGINS, John D., et al: Telecommunications. Protocols and Desing. New York, Ed. Addison-Wesley, 1991. 716p.
- STALLINGS, William. Local and Metropolitan Area Networks. 4 ed., New York, Ed. Macmillan Publishing, 1993 (c1990) 550p.
- STALLINGS, William. Local Networks. 2ed., New York, Ed. Macmillan Publishing, 1987 (c1984) 434p.

- STREMBLER, Ferrel. Sistemas de Comunicación. México, Ed. Fondo Educativo Interamericano, 1989 (c1977) 691p.
- STUCK, B. and Arthurs E. A. Computer Communications Network Performance. Analysis Primer. New Jersey, Ed. Prentice-Hall, 1985. [STUC85].
- TAKAGI, H. and Kleinrock L. "Output Processes in Contention Packet Broadcasting Systems". IEEE Transactions on Communications, November, 1985. [TAKA85]
- TANENBAUM, Andrews. Computer Networks. 2 ed., New Jersey, Ed. Prentice-Hall, 1988. 658p.
- TOBAGI, F. A. "Distributions of Packet Delay and Interdeparture Time in Slotted ALOHA and Carrier Sense Multiple Access". Journal of the ACM, October, 1982. [TOBA82]
- TOBAGI, F. A. and Hunt V. B. "Performance Analysis of Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection". Computer Networks, October/November, 1980. [TOBA80]
- TUGAL, Dogan A. y Osman Tugal. Data Transmission. New York, Ed. McGraw-Hill, 1989 (c1982) 493p.
- UYLESS, Black. Computer Networks. Protocols, Standars and Interfaces. New Jersey, Ed. Prentice-Hall, 1987 (c1987) 451p.
- UYLESS, Black. Data Networks. Concepts, Theory and Practice. New Jersey, Ed. McGraw-Hill, 1989 (c1989) 877p.
- UYLESS, Black. Frame Relay. Specifications and Implementations. New York, Ed. McGraw-Hill, 1994 (c1994)234p.
- VAN NORMAN, Harrel. LAN/WAN. Optimization Techniques. Norwood MA, Ed. Artech House, 1992. 338p.
- WILKES, M. and Wheeler D. "The Cambridge Digital Communications Ring". Proceedings, Local Area Communications Network Symposium, 1979. [WILK79]