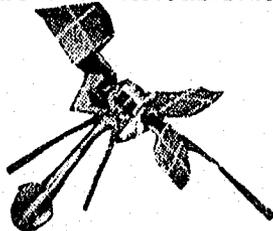


47
24
UNIVERSIDAD NACIONAL AUTONOMA DE MEXICO

ESCUELA NACIONAL DE ESTUDIOS PROFESIONALES CAMPUS "ARAGON"



DISEÑO DE REDES ATM

Planeación, diseño y selección de equipo para la implementación
de una red ATM en un hospital típico.



TESIS

QUE PARA OBTENER EL TITULO DE:
INGENIERO MECANICO ELECTRICISTA

PRESENTAN:

MERINO CAMARILLO FERMIN.

BUENDIA GONZALEZ RUBEN.

DIRECTOR: ING. DAVID B. ESTOPIER BERMUDEZ.

MEXICO

1996

TESIS CON
FALLA DE ORIGEN

TESIS CON
FALLA DE ORIGEN



Universidad Nacional
Autónoma de México

Dirección General de Bibliotecas de la UNAM

Biblioteca Central



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.

**QUEREMOS EXPRESAR NUESTRA GRATITUD AL ING. DAVID BERNARDO ESTOPIER
BERMUDEZ QUIEN CON SUS APORTACIONES HIZO POSIBLE LA CULMINACION DE
ESTA OBRA.**

UNA META QUE SE CUMPLE,
NO ES FACIL E IMPLICA SACRIFICIO,
TANTO PARA EL QUE LO EJERCE COMO
PARA LOS QUE LO RODEAN.
EN RECONOCIMIENTO DE ESTOS HECHOS
DEDICO ESTA OBRA A MIS PADRES,
MI HERMANO Y HERMANAS.

RUBEN.

INDICE

INDICE

Objetivos Generales	1
Objetivo Particular	2
Introducción	3
1.- Componentes Esenciales de una Red ATM	5
1.1 Aspectos Técnicos de ATM	6
1.2 Conmutadores y Redes ATM	8
1.3 Fundamentos y Arquitecturas ATM	9
1.4 Formato de Transmisión ATM	12
1.5 El Nivel Físico	13
1.6 El Nivel ATM	14
1.7 Nivel de Adaptación ATM	15
1.8 Clases de Servicios	17
1.9 ATM, B-ISDN, Frame Relay, SMDS y SONET	18
2.- Arquitecturas de Redes ATM Locales y Metropolitanas	19
2.1 Arquitecturas de Redes ATM Locales y Metropolitanas	20
2.1.1 Acceso al Subscriptor-Configuración de Referencia	20
2.2 Arquitecturas de Redes de Gbps	22
2.3 Switches ATM	25
2.3.1 Switch Shared Medium Configuración Anillo	25
2.3.2 Esquema de Acceso	26
2.3.3 Desempeño del Switch Shared Medium	29
2.3.4 Un Switch Shared Medium con una Arquitectura de Bus	29
2.3.4.1 Scheduler de Entrada	30
2.3.4.2 Decodificando la Dirección Receptora	31
2.3.4.2 Cargando el Buffer de Salida	31
2.4 Conclusiones	32
2.5 Referencias	32
3.- Estándares del CCITT Sobre ATM y B-ISDN	33
3.1 Cuáles son los Nuevos Estándares Sobre B-ISDN	34
3.1.1 Introducción	34
3.1.2 Estándares	35
3.1.3 Sistemas E1 y E3	36
3.2 Las Recomendaciones del CCITT Sobre B-ISDN en 1990	38
3.2.1 Capa de Adaptación ATM	40
3.2.2 La Capa Física B-ISDN	41
3.3 Recomendaciones Sobre B-ISDN para Resolución	42
3.4 Manejo de Tráfico ATM	42
3.5 Señalización	44
3.6 Control de Flujo Genérico	44
3.7 Referencias	45
4.- Modelos Matemáticos para Redes de Alta Velocidad	46
4.1 Control de Congestión	47
4.1.1 Introducción	47

4.1.2 Ancho de Banda Permitido en el Enlace y Estado del Enlace -----	49
4.1.3 Selección de Trayectoria y Control de Admisión -----	51
4.1.4 Estableciendo Conexiones -----	51
4.1.5 Controles del Nivel de Paquetes -----	52
4.1.5.1 Control de Velocidad -----	52
4.1.5.2 Adaptación y Monitoreo de Tráfico -----	53
4.1.5.3 Manejo del Buffer del Nodo Intermedio -----	54
4.1.6 Referencias -----	54
4.2 Mecanismo de Vigilancia Leaky Bucket -----	55
4.2.1 Introducción -----	56
4.2.2 El Proceso de Llegada MMBP -----	59
4.2.3 El Leaky Bucket -----	60
4.2.4 Análisis del Leaky Bucket -----	62
4.2.4.1 Tiempo de Intersalida Medio -----	63
4.2.4.2 Probabilidad de Pérdida de Celdas Dependiendo de la fase -----	65
4.2.4.3 Función Generatriz de Probabilidad del Tiempo de Intersalida de celdas -----	66
4.2.4.4 Señal de Etiqueta que Abandona una Cell Queue no vacía -----	66
4.2.4.5 Señal de Etiqueta que Abandona una Cell Queue vacía -----	68
4.2.4.6 Señal de Etiqueta que Sale Inmediatamente -----	70
4.2.4.7 Función Generatriz del Tiempo de Intersalida -----	70
4.2.5 Resultados -----	70
4.2.5.1 Dimensionando el Leaky Bucket -----	71
4.2.5.2 Unbuffered Leaky Bucket -----	75
4.2.5.3 Buffered Leaky Bucket -----	76
4.2.6 Conclusiones -----	77
4.2.7 Referencias -----	78
4.3 Modelo de Red Enrutamiento Half Duplex en Redes de Comunicaciones de datos -	80
4.3.1 Modelo de Espera en la Red -----	81
4.3.2 Análisis de la Espera en la Red en Estado Estable -----	80
4.3.3 Enrutamiento Optimo -----	81
4.3.4 Enrutamiento y Control de Flujo -----	82
4.3.5 Referencias -----	83
4.4 Medida de Tráfico -----	84
4.4.1 Modelo de Tráfico para Usuarios ISDN y B-ISDN -----	84
4.4.1.1 Modelo Canónico -----	84
4.4.1.2 El Tiempo de Inter-llegada -----	84
4.4.1.3 Distribución de Grandes Recorridos -----	86
4.4.2 Referencias -----	88
5.- Esquema de Control de Flujo para Redes Privadas ATM -----	89
5.1 Introducción -----	90
5.2 Arquitecturas de Switches con Buffers Globo y Funcionamiento -----	91
5.2.1 Control de Flujo -----	92
5.2.2 Ventajas -----	92
5.2.3 Modelos para Simulación y Resultados -----	93
5.2.4 Discusión de Resultados -----	94
5.3 Referencias -----	98

6 - Enrutadores para Redes ATM	99
6.1 Enrutadores en Redes ATM	100
6.1.1 Enrutamiento en Redes ATM	102
6.2 Metodologías de Enrutamiento	104
6.2.1 Enrutamiento por el Trayecto más Corto	105
6.2.2 Enrutamiento por Trayecto Fijo	105
6.2.3 Enrutamiento por Saturación	105
6.2.4 Enrutamiento por Autoaprendizaje Probabilístico	105
6.3 Referencias	106
7.- Gateways para Redes ATM	107
7.1 Control de Congestión en Gateways para Redes de Alta Velocidad	108
7.1.1 Modelo del Sistema	109
7.2 Mecanismo de Control de Congestión	109
7.2.1 LQ (Largest Queue)	110
7.2.2 RM (Random)	110
7.2.3 RM+ (Random Plus)	110
7.3 Formulación del Problema	111
7.4 Resultados	113
7.5 Algoritmo	119
7.6 Referencias	122
8.- Características de un Sistema Visual para Comunicaciones en Radiología	123
8.1 Sistema Visual para Comunicaciones en Radiología	124
8.2 Requerimientos de un IMACS Típico	124
8.3 Requerimientos de Comunicación para un IMACS	125
8.4 El Escenario de Teleconsulta	127
8.5 Características Deseables de un Protocolo de Teleconsulta	128
8.5.1 La Capa de Transporte	128
8.6 Estándares Emergentes	129
8.7 Referencias	130
9.- Características del Equipo ATM que Actualmente Venden los Principales Fabricantes	131
9.1 El Equipo ATM	132
9.2 Criterios de Selección	144
9.3 Referencias	146
10.- Diseño de una Red ATM para un Hospital	147
10.1 Diseño de la Red	148
10.2 Evaluación de los Distintos Elementos que Podrían Conformar la Red	150
10.2.1 Switches	150
10.2.2 Centrales (Hubs)	151
10.2.3 Bridges (Puentes)	152
10.3 Selección del Equipo	153
10.4 Descripción del Equipo	154
10.4.1 Switch Synoptics	154
10.4.2 Centrales Synoptics	156
10.4.3 Convertidor Etherswitch Synoptics	156
10.4.4 Servidores de Red	157

10.4.5 Bridges (Puentes) -----	157
10.5 Cálculos que Permiten Establecer que la Red será Capaz de Soportar los Requerimientos de Tráfico -----	158
10.6 Limitaciones -----	167
11.- Diseño de Redes para Intercambios Masivos de Archivos con Estructuras ATM -----	168
11.1 Emulación de LANs con ATM -----	169
11.1.1 Inicialización -----	173
11.1.2 Configuración -----	173
11.1.3 Unión -----	174
11.1.4 Archivos e Inialización de Bus -----	174
11.1.5 Transferencia de Datos -----	174
11.1.6 Ventajas -----	174
11.2 Diseño de Redes ATM con Intercambios Masivos de Archivos -----	175
11.3 Referencias -----	176
12.- Conclusiones Generales -----	177
13.- Bibliografía -----	182

OBJETIVOS GENERALES.

Todo trabajo de tesis presupone anclar los áridos planos de la generalidad teórica a una realidad pragmática; condensar esta convicción es el primer objetivo del presente trabajo.

El segundo objetivo es suscitar la tecnología de transmisión de datos con modo de transferencia asíncrono (ATM). Que es la tecnología en boga con potencial suficiente para revolucionar las redes de comunicación. La literatura de este tipo de redes es muy escasa, sobre todo en nuestro país, sin embargo los elementos para configurar este tipo de redes que conformarán las generaciones futuras de LANs con velocidades de Gbps ya están en el mercado.

En la actualidad la tecnología ATM resulta inasequible para la mayoría de las empresas pequeñas y medianas, por su elevado costo; sin embargo los fabricantes líderes están invirtiendo cuantiosas sumas de dinero para que podamos disponer de tecnología ATM en las PCs de escritorio.

El mundo de las comunicaciones por computadora se está desarrollando hacia la utilización de altos anchos de banda, que hacen factible integrar diferentes clases de servicios en el mismo medio, por ejemplo: visualización gráfica, acceso a canales I/O, comandos militares, teleconferencias, conexiones B-ISDN, etc..

La primera generación de LANs está bien representada por las redes Ethernet y Token Ring, que permiten velocidades de 10 a 16 Mbps respectivamente. La segunda generación de LANs/MANs (Local Area Networks/Metropolitan Area Networks) provee velocidades de 100 Mbps. Por ejemplo FDDI LAN (Fiber Distributed Data Interface, Local Area Network).

La tercera generación de LANs/MANs manejarán velocidades de Gbps, siendo las redes ATM quienes llevan el centro de esta tercera generación.

Este tipo de tecnología inicialmente no se esperaba que estuviera disponible hasta pasado el siglo XX; sin embargo los requerimientos de la demanda y una fuerza de carácter esencialmente económico han generado un huracán tecnológico en materia de comunicaciones.

A pesar de la tremenda investigación en redes B-ISDN con Modo de Transferencia Asíncrono (ATM), y del extraordinario espectáculo que representan los avances al respecto, las arquitecturas para redes de Gbps LANs/MANs no han recibido mucha atención en la literatura, por ello reiteramos que el objetivo principal del presente trabajo es ejemplificar y enlazar este tipo de arquitecturas de redes de comunicaciones que muchas empresas con elevados requerimientos de transferencia masiva de datos ya tienen instaladas.

OBJETIVO PARTICULAR.

La industria médica es la más fecunda expresión del desarrollo de la tecnología ATM, dos terceras partes de las redes ATM instaladas en los Estados Unidos de Norteamérica corresponden a hospitales que requieren manejo electrónico de imágenes de rayos X. Por esta razón y sustentados en los objetivos generales, es el objetivo particular de esta tesis, la planeación, diseño y selección de equipo para la instalación de una red con modo de transferencia asíncrono en un hospital típico de 800 enfermos.

Los capítulos previos como Control de Congestión, Mecanismos de Vigilancia, Arquitectura de Switches, Enrutadores, Gateways, etc.. Nos permitirá establecer las bases teóricas que sustentan la capacidad de la red para soportar los requerimientos de ancho de banda y velocidad que demandan los distintos departamentos en el hospital.

El capítulo sobre el equipo existente en el mercado, nos permitirá hacer la elección correcta de switches, enrutadores, etc.. Obedeciendo los criterios de selección que en el mismo se tipifican.

También esperamos mostrar los modelos matemáticos que se utilizan para las redes de alta velocidad, ya que la teoría de colas y los otros modelos desarrollados para las redes LAN de baja velocidad son inapropiados para redes ATM.

Si una vez concluido el ejercicio anterior, al lector interesado le queda clara la manera en que se implementan las redes ATM, sus fundamentos teóricos y donde puede buscar más información al respecto, el trabajo de tesis habrá cumplido su objetivo particular.

INTRODUCCION.

MODO DE TRANSFERENCIA ASINCRONO.

ATM (ASYNCHRONOUS TRANSFER MODE) es una tecnología de transmisión de datos que posee el potencial suficiente para revolucionar el modo en que se construyen las redes de computadoras. Viable para redes de área local y extensa (LANs y WANs), esta tecnología proporciona una alta velocidad de transmisión de datos y soporta muchos tipos de tráfico: voz, datos, facsímil, video en tiempo real, sonido de calidad-CD e imágenes.

Se inicia el presente trabajo con el capítulo 1 donde se hace una explicación acerca de la red ATM, para ello se toma en cuenta los aspectos técnicos, equipo, redes, los niveles tanto físico como el de adaptación así como la clase de servicios que ofrece dicha red.

En el capítulo 2 se especifica la arquitectura de redes ATM del tipo local (LANs) así como metropolitanas (MANs) para ello se mencionan los elementos que configuran dichas redes.

Posteriormente en el capítulo 3 se consideran los estándares del CCITT (Consultative Committee for International Telegraph and Telephone) que rigen la implementación de redes del tipo ATM para el caso B-ISDN.

A su vez en el capítulo 4 se hace una descripción de los modelos matemáticos para el caso de redes ATM. Para ello se incluyen los temas: Control de congestión, Mecanismos de vigilancia Leaky Bucket, Enrutamiento, Medida de tráfico, etc.

Para el capítulo 5 se considera el Control de flujo en el caso de redes privadas ATM. Se toma en cuenta la arquitectura de switches de tipo buffers globo, se analizan modelos de simulación que representan el comportamiento de dicha red en condiciones reales de operación.

En el capítulo 6 se hace un enfoque al estudio de enrutadores que conforman las redes ATM así como las metodologías de enrutamiento que se emplean en la implementación de dichas redes.

Siguiendo con el capítulo 7 donde se estudia el papel que juegan los Gateways dentro de las redes ATM, se realiza un estudio de los mecanismos de control de congestión enfocándose al tipo: LQ, RM y RM(+).

Mientras que en el capítulo 8 se hace mención de las características que conforman a un sistema visual para comunicaciones de radiología así como los requerimientos de un IMAC típico.

Ya en el capítulo 9 se muestran tablas de equipo existente para configurar una red ATM, características del equipo, fabricantes, costo, ventajas así como criterios de selección apropiada del equipo.

En el capítulo 10 se describe la red del tipo ATM para el caso de un hospital, se realizan los cálculos correspondientes al soporte de tráfico de dicha red y se establecen las limitaciones.

Por último en el capítulo 11 se elabora el diseño de redes para intercambio masivo de archivos con estructura ATM para ello se hace la emulación de LAN con ATM.

ATM aprovecha las ventajas de las altas velocidades de rendimiento de datos posibles en los cables de fibra óptica. En los sistemas de las compañías de telecomunicaciones las realizaciones ATM de alta velocidad (155 Mbits/seg a 622 Mbits/seg) utilizan la red óptica síncrona (SONET, Synchronous Optical Network), la cuál se realiza en cable óptico y proporciona una norma genérica de telecomunicaciones mundiales. Aunque se construyen redes de fibra realizadas con ATM para sistemas de telecomunicaciones públicos, también se considera ATM como una tecnología apropiada para las redes de conmutación internas privadas que alcanzan todos los tipos de equipo de escritorio.

La tecnología LAN actual no proporciona suficiente ancho de banda para las aplicaciones que surgen como multimedia y video en tiempo real.

Las más recientes requieren capacidades de transmisión de datos, en las cuales se debe garantizar cierta cantidad de ancho de banda para prevenir sobretensiones que aparecen como imágenes parpadeantes.

Los medios LANs compartidos, como Ethernet, pueden llegar a saturarse rápidamente con cargas de tráfico que impiden aplicaciones en tiempo real, debido a su ancho de banda, su capacidad para dedicar un cierto ancho de banda a su aplicación y sus paquetes de tamaño fijo (llamadas celdas).

ATM tiene potencial para llegar a ser el método normalizado de transmisión de datos que reemplace a la mayor parte de los dispositivos de voz y comunicaciones de hoy día con dispositivos de conmutación ATM.

Es interesante apuntar que durante las primeras normalizaciones, la mayoría asumió que ATM no se realizaría extensamente hasta el siglo próximo. Sin embargo, la necesidad existente en las redes de las compañías de telecomunicaciones y en los entornos LAN de servicios con alto ancho de banda, ha conducido a los fabricantes a crear productos mucho antes de lo previsto.

1

COMPONENTES ESENCIALES DE UNA RED ATM

5

1.1 ASPECTOS TECNICOS.

ATM es una tecnología de banda ancha para transmisiones de voz, video y datos sobre LANs o WANs. Es una tecnología de retransmisión de celdas, esto implica que los paquetes de datos tienen un tamaño fijo. Se puede pensar en una celda como en una clase de vehículo que transporta bloques de datos desde un dispositivo a otro a través de un sistema de conmutación ATM. Todas las celdas tienen el mismo tamaño, al contrario de lo que ocurre en los sistemas Frame Relay y LAN, donde los paquetes pueden tener tamaños distintos. El uso de celdas de igual tamaño proporciona un modo de predicción y garantía del ancho de banda para las aplicaciones que lo necesitan. Los paquetes de longitud variable pueden causar retardos de tráfico en los conmutadores, del mismo modo que los coches deben esperar que los camiones grandes giren en las intersecciones ocupadas.

El dispositivo de conmutación es el componente más importante en ATM, puede utilizarse como un concentrador dentro de una organización que retransmite rápidamente paquetes de un nodo a otro o puede servir como un dispositivo de comunicación de área extensa, que transmite celdas ATM entre LANs remotas a velocidades altas. Las LANs convencionales como Ethernet, Interfaz de datos distribuidos por fibra (FDDI, Fiber Distributed Data Interface) y Anillo con Testigo (Token Ring) usan un medio compartido en el cuál un sólo nodo puede transmitir a la vez.

Sin embargo ATM proporciona conexiones cualquiera-a-cualquiera y los nodos pueden transmitir simultáneamente. Se multiplexa la información desde muchos nodos como un flujo de celdas, como se muestra en la figura 1.

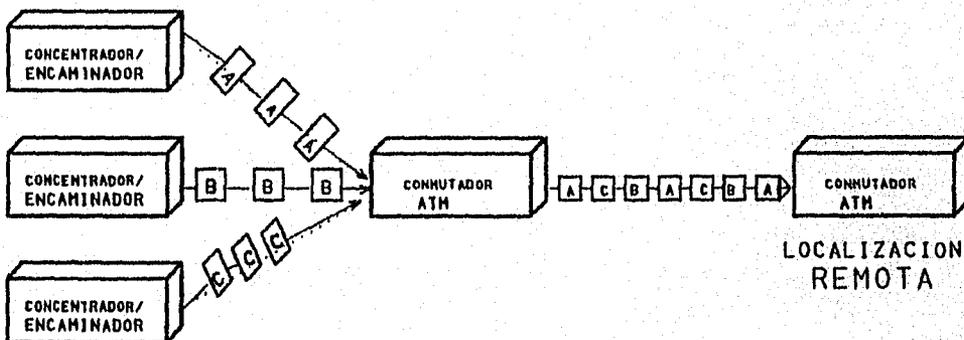


figura 1: FLUJO DE CELDAS ATM.

El tamaño de celda fijo y la multiplexación proporcionan ancho de banda bajo demanda a los dispositivos que lo necesitan. El tráfico de LAN se produce frecuentemente "a ráfagas", debido a la transferencia de archivos o de otras actividades que causan picos en la actividad. Un conmutador ATM detecta las ráfagas de tráfico y asigna dinámicamente celdas para manejar la ráfaga de una fuente particular. En la figura 1, se debe trasladar una ráfaga desde el concentrador A, dentro de un flujo de celdas que consta de tres celdas A, una celda B y otra C, seguidas por tres celdas A y así sucesivamente hasta que se complete la transferencia.

UNA ANALOGIA.

Vamos a usar la analogía de los vehículos en un puente para que ilustre como trabaja ATM y por que es tan eficiente. Pensemos en el puente como la conexión ATM entre dos LANs remotas. Si cada vehículo tuviera exactamente el mismo tamaño, como lo tienen las celdas ATM, podría espaciarse a intervalos regulares en el tráfico y conducir a la misma velocidad a través del puente.

Consecuentemente, se podría predecir exactamente cuando un vehículo cruzaría al otro lado. En la vida real, sin embargo, los vehículos tienen muchos tamaños diferentes, lo que hace se dificulten las predicciones de tráfico. En comunicación de datos, los paquetes de datos de tamaño variable que proporcionan inciertos retardos no son apropiados para las aplicaciones de video y voz (a menos que se usen métodos de prioridades).

Si llevamos más lejos esta analogía, vamos a suponer que se desea transportar un autobús lleno de pasajeros a través del puente. Los autobuses no se permiten, así que grupos de cuatro personas suben a los coches, cruzan el puente y se suben a otro autobús en el otro extremo.

Igualmente, en ATM, los paquetes de datos de las aplicaciones de un nivel superior, pueden necesitar dividirse en partes, insertarse en varias celdas ATM, transmitirse y entonces recombinarse en el otro extremo de la transmisión ATM.

Si varios autobuses llegan a la vez, todos empiezan el cruce del puente simultáneamente, no es necesario descargar un autobús primero, luego el siguiente. Como las celdas ATM expuestas en la figura 1, los carros que llevan abordo pasajeros de alguno de los autobuses pueden cruzar el puente uno tras otro. En las comunicaciones, esta técnica se utiliza para la multiplexación; en ATM, se usa para la transferencia de datos simultáneamente desde conexiones múltiples.

1.2 CONMUTADORES Y REDES ATM.

Una red ATM contiene conmutadores ATM, los cuales son generalmente dispositivos multipuertos que realizan conmutación de celdas. Cuando una celda llega a un puerto, el conmutador ATM examina la información del destino de la celda y la envía por el puerto de salida apropiado. Hay conmutadores ATM de tipo fábrica diseñados como muestra la figura 2.

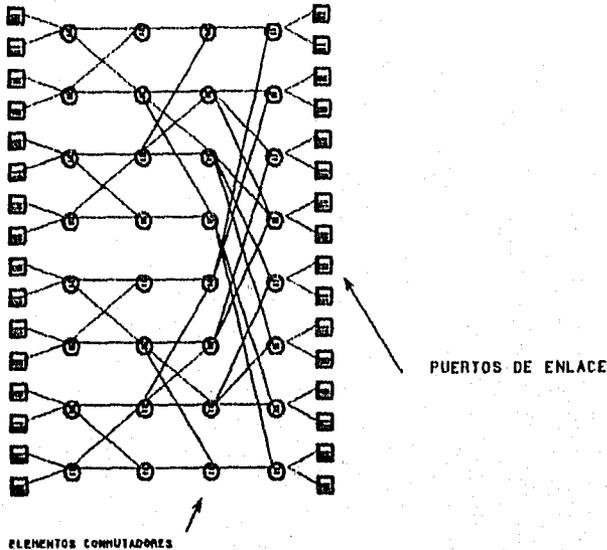


Figura 2. CONMUTADOR ATM.

Que tienen muchos puertos y los utilizan las compañías de telecomunicaciones públicas, y hay conmutadores basados en bus con menos puertos que son más apropiados para LANs. Si se conectan varios conmutadores ATM, se necesita un protocolo de encadenamiento de modo que los conmutadores intercambien tablas de conexión mejoradas.

Una razón para las altas velocidades de conmutación de los conmutadores ATM es que realizan sus operaciones de conmutación mediante hardware.

Los conmutadores ATM evitan el nivel de red (del protocolo OSI). En cambio, ATM simplemente coloca la información en las celdas y las envía. ATM es una tecnología llamada "paquete rápido" como la Retransmisión de Trama (Frame Relay) y el Servicio de Conmutación de Datos Multimegabit (SMDS, Switched Multimegabit Data Service), en el que no se realiza verificación de error y no se queda saturado por tales temas. La estación receptora es responsable de la seguridad de todo lo que recibe de un emisor. Si una celda se pierde o degrada, la estación final debe pedir otra al emisor.

ATM no se responsabiliza de la recuperación de la celda. En cambio X.25 utiliza una frecuente verificación de errores mientras los paquetes atraviesan la red. El nodo debe haber recibido la totalidad del paquete y de haber comprobado que no tiene errores antes de reenviarlo. Esta sobrecarga limita el rendimiento.

X.25 se diseñó para los antiguos sistemas de teléfonos que eran propensos a errores. La verificación de errores se implementó para la detección de paquetes corrompidos tan pronto como fuera posible. ATM da por sentado que se utilizan facilidades de transmisión libre de errores de alta calidad.

ATM es un protocolo de transporte que opera aproximadamente en el subnivel de Control de Acceso Medio (MAC, Media Access Control) del nivel de enlace de datos de la pila de protocolos Interconexión de Sistemas Abiertos (OSI, Open Systems Interconnection). A causa de esto, puede trabajar sobre muchas topologías del nivel físico y proyectar cualquier clase de paquete dentro de su celda de 53 bytes para transportarlo sobre una red soporte o WAN.

Las velocidades de transferencia de ATM son escalables, dependen de la capacidad del nivel físico. Con ATM, no hay normas que limiten la velocidad de transmisión como sucede con la Interfaz de Datos Distribuidos por Fibra (FDDI, Fiber Distributed Data Interface) de 100 Mbits/sg por ejemplo. El tamaño de celda pequeño no requiere procesamiento especial, como en FDDI. Las celdas ATM son fáciles de construir, mientras que FDDI requiere conversiones de protocolo que causan retardo. Se puede usar ATM ahora en las líneas T1, líneas T1 fraccional y líneas T3 existentes. Para hacer lo mismo en la FDDI se requiere una conversión.

1.3 FUNDAMENTOS Y ARQUITECTURAS ATM.

Originalmente se definió ATM como parte de la Red Digital de Servicios Integrados de Banda Ancha (B-ISDN, Broadband-Integrated Services Digital Network), que desarrolló el Comité Consultivo Internacional para Telefonía y telegrafía (CCITT, Consultative Committee for International Telegraph and Telephone) en 1988. B-ISDN es una extensión de la ISDN de banda estrecha, la cual definió las redes públicas de telecomunicaciones digitales.

B-ISDN proporciona mayor ancho de banda y puede conseguir más alto rendimiento de datos. El modelo de referencia de B-ISDN es expuesto como indica la figura 3.

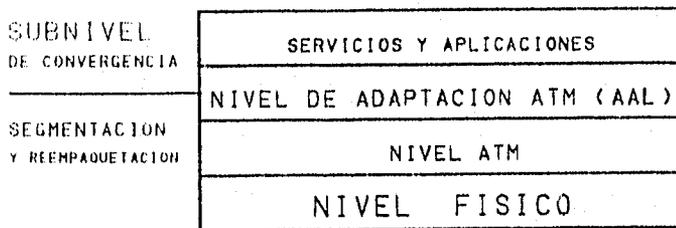


Figura 3: MODELO DE REFERENCIA B-ISDN.

El nivel fisico define las interfaces eléctricas y físicas, las velocidades de las líneas y otras características físicas.

El nivel ATM define el formato de celda.

El nivel de adaptación ATM define el proceso de conversión de información de los niveles superiores en celdas ATM.

Aunque el modelo B-ISDN ensanchó los soportes para ATM, muchas especificaciones todavía requieren atención. Un consorcio de proveedores de hardware y de servicios de telecomunicaciones formaron el forum ATM en 1991, para la definición de normas de interfaz física para ATM en LANs. El forum ATM no fija normas pero se compromete a clasificar y establecer el desarrollo de ATM. El forum ATM definió dos métodos de interfaz física:

_ Interfaces de Usuario a Red (UNIs, User-to-Network Interfaces). El UNI es el punto de conexión de las estaciones finales a una red ATM. Por ejemplo, un conmutador de acceso ATM puede formar la conexión UNI a una red pública ATM (tal como la compañía telefónica).

_ Interfaces de Red a Red (NNIs, Network-to-Network Interfaces). Consisten en interfaces entre conmutadores ATM de redes públicas ATM como las proporcionadas por las compañías telefónicas locales. Fundamentalmente las NNIs gobiernan la interoperabilidad de conmutadores ATM. Las siglas NNIs también pueden hacer referencia a las Interfaces de Red a Nodo (Network-to-Nodes Interface).

En esta disposición, los servicios de las compañías de telecommnicación tienen sus propios conmutadores ATM para la gestión del tráfico de área extensa de muchos clientes diferentes.

Cada cliente tiene en su casa su propio conmutador ATM privado que gestiona el tráfico de una red de área local, además de las conexiones a las redes ATM públicas.

El forum ATM también trabaja para la definición de otras partes de ATM, tales como métodos de gestión, control de tráfico, tipos diferentes de medios y métodos de prueba. El Grupo para Tareas de Ingeniería Internet (IETF, Internet Engineering Task Force) trabaja para definir el modo en que ATM manejará la conversión de paquetes LAN en celdas ATM.

En el entorno ATM, las conexiones lógicas entre las estaciones finales se llaman CANALES VIRTUALES (VCs, Virtual channels). Un TRAYECTO VIRTUAL (VP, Virtual Path) es un arreglo de VCs como se muestra en la figura 4.

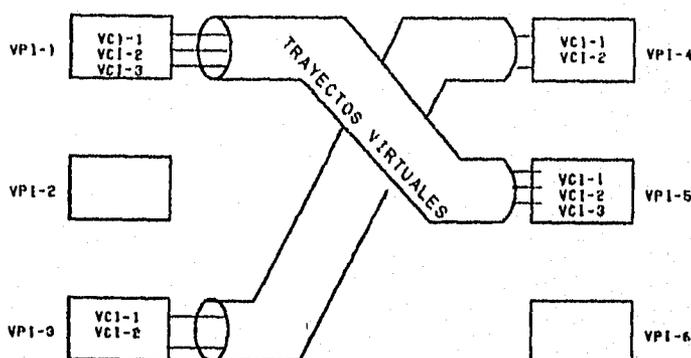


Figura 4: CANALES Y TRAYECTOS VIRTUALES EN ATM.

Hay que pensar en un VP como en un cable que contiene un conjunto de hilos. El cable conecta dos puntos y los hilos de su interior proporcionan circuitos individuales entre los puntos. La ventaja de este método es que las conexiones comparten al mismo trayecto a través de la red, se agrupan y aprovechan las ventajas de las mismas acciones de gestión. Si ya se ha establecido un VP, añadir uno nuevo es fácil debido a que ya se ha hecho el trabajo de definir los trayectos de la red. Además, si se modifica un VP para evitar la congestión o un conmutador cerrado, todas las VCs del VP cambian con él.

En la cabecera de las celdas ATM, un IDENTIFICADOR DE TRAYECTO VIRTUAL (VPI, Virtual Path Identifier) identifica un enlace formado por un trayecto virtual y un IDENTIFICADOR DE CANAL VIRTUAL (VCI, Virtual Channel Identifier) identifica un canal dentro de un trayecto virtual. Los VPI y VCI se identifican y corresponden con puntos terminales en los conmutadores ATM. Por ejemplo, en la ilustración anterior, un trayecto virtual conecta VPI-1 y VPI-5.

Dentro de este trayecto hay tres canales virtuales. Notase que los VPIs identifican el equivalente a un puerto específico de la red, mientras que los canales dentro de los trayectos virtuales se identifican en relación a ese trayecto.

1.4 FORMATO DE TRANSMISION ATM.

La figura 5 muestra el formato de transmisión de ATM. El tiempo de transmisión en las conexiones de salida es dividido en tramas contiguas para satisfacer los requerimientos. Cada trama contiene una palabra "HSYNC" generada por el transmisor, seguido por 256 celdas. La palabra "HSYNC" es un diseño de 50 baudios, consistiendo de 8 1 diseños, seguido por un diseño J y K (I es 11111, J es 11000 y K es 11001).

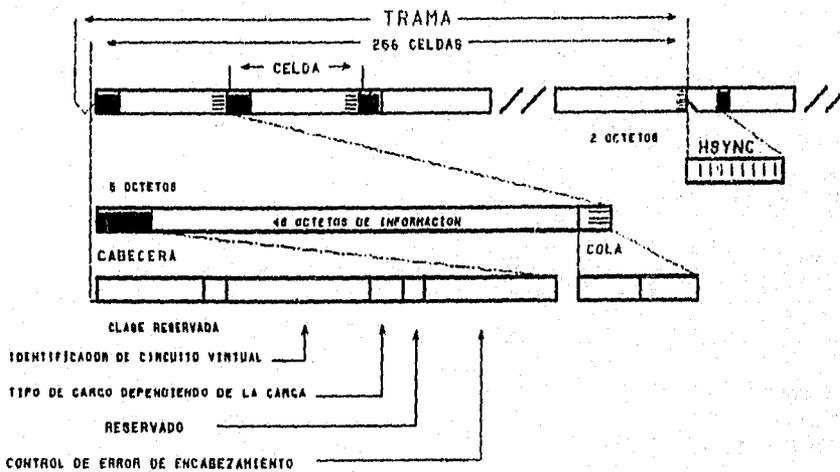


Figura 5: SECUENCIA DE TRAMA ATM.

Una celda tiene una longitud fija de 440 bits (trasladado sobre la conexión a 550 baudios). El tiempo de transmisión de la celda es de 440 ns. Las celdas están vacías si ellas no son ocupadas y ocupadas si contienen datos. Una celda vacía consiste de 11 palabras consecutivas "HSYNC". Una celda ocupada es compuesta por una cabecera de 5 octetos, 48 octetos de datos y 2 octetos de cola (un octeto es una palabra de 8 bits). La celda principal de 40 bits (bit 0-bit 39) contiene los siguientes campos:

Bits 0-9 reservado para uso futuro.

Bits 10-11 bits de identificación de clase con los siguientes códigos:

00 indica que el paquete es de clase C.

01 indica que el paquete es de clase I.

10 indica que el paquete es de clase II.

11 indica que el paquete es de clase III.

Bits 12-27 campo identificador de circuito virtual.

Bits 28-29 tipo de carga útil, reservado para uso futuro.

Bit 30 indica el número de canal lógico si el paquete es destinado para usar un puerto o para el procesador del nodo de control (NP, Node Control Processor) hacia la estación de destino.

Bit 31 reservado para uso futuro.

Bits 32-39 chequea el error principal no implementado hacia este tiempo.

La cola consiste de dos octetos. El primer octeto es una celda SYNC con diseño fijo 10110101. El segundo octeto es reservado. El campo de la celda SYNC es usado a través de la entrada de la fase de entrada de la máquina por el slot de sincronización. Aunque algunas libertades han sido tomadas con el uso de bits específicos, el formato básico de la celda es guardado con el estándar emergente ATM.

1.5 EL NIVEL FISICO.

El aspecto más interesante acerca del nivel físico de ATM es que no se define ningún tipo de medio específico. Las LANs se diseñaron para cable coaxial o de par trenzado y tienen especificaciones rígidas que definen el ancho de banda exacto. Las especificaciones se establecieron para que se adecuaran a los componentes eléctricos disponibles en el momento del diseño. ATM soporta muchos medios diferentes, inclusive aquellos existentes y utilizados por otros sistemas de telecomunicaciones.

Los expertos industriales ratifican la Red Óptica Síncrona (SONET, Synchronous Optical Network) como el medio de transporte físico ATM para ambas aplicaciones LAN y WAN. SONET es una aplicación de BellCore que se instala actualmente para su uso en las redes de datos públicas mundiales. El fórum ATM recomienda FDDI (100 Mbts/sg), Canal de Fibra (155 Mbts/sg), OC3 SONET (155 Mbts/sg) y T3 (155 Mbts/sg) como la interfaz física para ATM. Actualmente la mayoría de las compañías proveen de enlaces T3 a sus redes ATM.

1.6 EL NIVEL ATM.

El nivel ATM define la estructura de la celda ATM, la cual se ilustra en la figura 6.

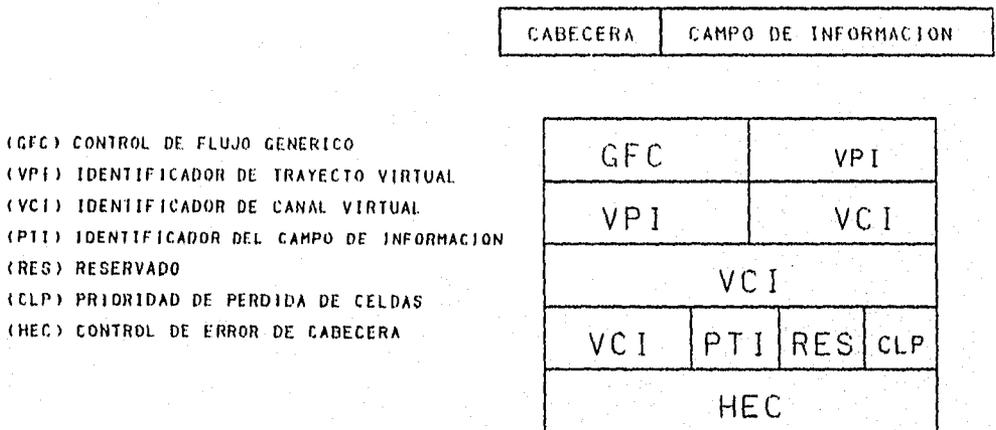


Figura 6: CAMPOS EN LA CABECERA DE LA CELDA ATM.

También define el canal virtual y el trayecto de encadenamiento, además del control de errores. Las celdas ATM son paquetes de información que contienen UN CAMPO DE DATOS e información de cabecera que contiene información de canal y trayecto que conduce la celda a su destino.

La celda tiene una longitud de 53 bytes, 48 de ellos los ocupa el campo de datos y los 5 restantes la información de la cabecera. Notese que la información de cabecera es casi 10% de la celda, lo cuál equivale a una sobrecarga extensa en transmisiones largas, como destacaron algunos de los retractoros de ATM. Por esa razón abogan por las tecnologías de longitud variable como Frame Relay. La información contenida en cada campo de la cabecera se explica aquí:

_ Control de Flujo Genérico (GFC, Generic Flow Control).

El forum ATM lo definió para proporcionar un modo para que múltiples estaciones de trabajo usen la misma interfaz de red de usuario (UNI, User Network Interface).

_ Identificador de Trayecto Virtual (VPI, Virtual Path Identifier).

Identifica los trayectos virtuales entre usuarios, o usuarios y redes.

_ Identificador de Canal Virtual (VCI, Virtual Chanel Identifier).

Identifica los canales virtuales entre usuarios, o usuarios y redes.

_ **Identificador del Tipo de Campo de Datos (PTI, Payload Type Indicator).**

Indica el tipo de información en el área del campo de datos, tales como información de usuario, red o gestión.

_ **Prioridad de Pérdida de Celdas (CLP, Cell Lose Priority).**

Define como eliminar ciertas celdas si se produce la congestión de la red. Los campos mantienen valores de prioridad, un 0 indica que una celda no puede suprimirse.

_ **Control de Error de Encabezamiento (HEC, Header Error Control).**

Proporciona información para la detección de errores y la corrección de un único error de un bit.

1.7 NIVEL DE ADAPTACION DE ATM.

AAL (ATM Adaptation Layer) converge los paquetes de los niveles superiores en celdas ATM. Recuérdese que cada celda tiene un campo de datos de 48 bytes.

El AAL segmenta un paquete de 1000 bytes en 21 fragmentos y coloca cada fragmento en una celda para su transporte.

El nivel se divide en dos subniveles. El Subnivel de Convergencia (CS, Convergence Sublayer) acepta los datos del nivel mas alto y los pasa al Subnivel de Segmentación y Reensamblado (SAR, Segmentation and Reassembly). El SAR es responsable de la segmentación de la información en celdas ATM de 53 bytes. Si llegan celdas, el SAR reensambla los datos y los pasa al nivel superior. Hay varios tipos de AAL:

_ **Tipo 1.** Es un servicio de capacidad constante isócrono para las aplicaciones de audio y vídeo. Es similar a T1 o T3 y proporciona diversas velocidades de datos.

El tráfico es transportado sobre la red como un flujo continuo de celdas sin multiplexeo estático. Mientras los flujos completos T1/E1 contienen multiples conversaciones o flujos individuales en cualquier velocidad, puede ser definido para transportar conversaciones multimedia, hay un par de problemas en esta aplicación. El primero es la elevada sobrecarga; solamente 47 de los 53 octetos son usados para transporte de la información actual (el estándar es 5 octetos en la cabecera ATM mas 1 octeto por celda usada en AAL1).

El segundo es una escasez de productos para realizar el trabajo. Un dispositivo especializado que acepte tráfico multimedia usando AAL1 para transporte sobre una red ATM es técnicamente factible, pero pocos productos están disponibles.

Para muchos usuarios de T1 ATM, la incapacidad para manejar tráfico multimedia es debido a que las aplicaciones no han sido desarrolladas en una escala amplia.

El problema aquí es que ATM es inherentemente menos eficiente que Frame Relay cuando se realiza un transporte de datos porque ATM requiere más sobrecarga. Frame Relay usa 5 octetos de sobrecarga por trama a pesar del tamaño de la trama. ATM requiere por lo menos 5 octetos de sobrecarga por celda, dependiendo de la AAL en uso. La sobrecarga por celda ATM puede ser mayor (como en el caso de AAL1).

Para transportar 500 octetos de información (cerca de un cuarto de pantalla), Frame Relay requiere 5 octetos de sobrecarga, el cual trabaja a una velocidad de sobrecarga fuera del 1% (Works out to an overhead rate of 1%). Transportando 500 octetos sobre ATM se requieren 11 celdas; en 5 octetos por celda para overhead (sobrecarga), que traslada a 55 octetos de sobrecarga, a una velocidad de sobrecarga de 11%.

La diferencia es aún más marcada para transmisiones largas típicas de las aplicaciones de interconexión de LANs.

_ Tipo 2. Es una aplicación isócrona de capacidad variable como vídeo comprimido. Las compañías de telecomunicación no han implementado esta interfaz.

_ Tipo 3/4. Soporta ráfagas de datos de capacidad variable tipo LAN que soporta interfaces Frame Relay y SMDS.

_ Tipo 5. Soporta un subconjunto de funciones del tipo 3/4, proporciona modo de mensaje y operaciones no seguras. Este modelo se desarrolla rápidamente.

Los switches ATM no participan directamente en una emulación de LAN; estos simplemente establecen un circuito virtual que proporciona una gran rapidez en la red. Esta capa de adaptación ATM es la que se estableció más recientemente por el Forum ATM, sin embargo ha sido rápidamente aceptada y su utilización por los fabricantes va en aumento esto debido a que la emulación de LANs con equipo ATM también se incrementa.

Por ello muchos fabricantes ofrecen productos ATM que exclusivamente soportan AAL1 y AAL5; ya que los protocolos con estas capas de adaptación facultan a la red a manejar la información con una elevada velocidad, bien sea en redes ATM o en emulación de redes LAN con equipo ATM.

Capa de convergencia AAL5. La parte de AAL5 que pone todos los datos en un formato común. Consiste de dos subcapas. La subcapa de convergencia de la parte común (CPLS, Common Part Convergence Sublayer) y la capa de convergencia de servicio específico (SSCS, Service Specific Convergence Sublayer). Eso es en SSCS Frame Relay más que de la interacción que toma lugar entre Frame Relay y ATM.

Para hacer compatible ATM con Frame Relay, un especial SSCS, la Frame Relay, un especial SSCS, la Frame Relay SSCS, es agregada. En la Frame Relay SSCS, el modo nativo de información como TCP/IP es primero formateado como Frame Relay y entonces adaptado para ATM y cortado en celdas.

Cuando las celdas son reensambladas después de distribuir, el proceso es invertido así que la información en la Frame Relay SSCS esencialmente es Frame Relay.

1.8 CLASES DE SERVICIOS.

ATM acomoda los tipos diferentes de tráfico tales como voz, video y datos para proporcionar cuatro clases de servicio. Las clases de servicio clasifican las aplicaciones en base a como se transmiten los bits, al ancho de banda requerido y a los tipos de conexiones requeridas. Estas clases se muestran en la figura 7.

CLASE A	CLASE B	CLASE C	CLASE D
REQUIERE TEMPORIZADOR		NO REQUIERE TEMPORIZADOR	
CAPACIDAD CONSTANTE	CAPACIDAD VARIABLE		
ORIENTADO A LA CONEXION			SIN CONEXION
TIPO 1	TIPO 2	TIPO 3/4 TIPO 5	TIPO 3/4

Figura 7: CLASES DE SERVICIO ATM.

_ Clase A. Es un servicio orientado a la conexión que proporciona una capacidad constante. Las compensaciones de sincronización lo hacen adecuado para las aplicaciones de video y de voz.

_ Clase B. Es un servicio orientado a la conexión y se sincroniza para la transmisión de capacidades variables de voz y video. La interfaz para el AAL es tipo 2.

_ Clase C. Es un servicio orientado a la conexión, de capacidad variable sin sincronismos adecuados para los servicios como X.25, Frame Relay y TCP/IP. La interfaz para el AAL es del tipo 3/4 o del tipo 5.

_ Clase D. Es un servicio sin conexión, con tráfico de datos de velocidad variable que no requiere relaciones de sincronización entre los nodos finales.

El tráfico de paquetes de LAN es un ejemplo de soporte de datos por esta clase.

La interfaz para el AAL es del tipo 3/4.

1.9 ATM, B-ISDN, FRAME RELAY, SMDS Y SONET.

ASYNCHRONOUS TRANSFER MODE (ATM) es frecuentemente mencionado al igual que Switched Multimegabit Data Service (SMDS), Synchronous Optical Network (SONET) y Broadband Integrated Service Digital Network (B-ISDN); las cuatro son simultáneas, sin embargo ATM está relacionada a todas estas tecnologías, también como Frame Relay.

La gran ventaja de ATM es la capacidad de manejar cualquier tipo de información a muy elevadas velocidades. Los tamaños pequeños y fijos de celdas posibilitan lo anterior. La relación entre B-ISDN y ATM es similar a la relación entre un motor y un carro.

ATM determina el tamaño de celdas y mecanismos de switcheo y B-ISDN representa las partes, como el chasis y las ruedas que transportan los datos de punto a punto. SMDS en contraste, es un servicio bien definido, especificado por BellCore (Livingston, N. J.) basada en la IEEE 802.6 diseñada para redes de Area Metropolitana (MANs). SMDS es más limitada que B-ISDN, proveyendo solamente transporte de datos, no voz y video. Sin embargo SMDS puede trabajar con celdas ATM; de hecho se espera que los switches ATM estén equipados con interfaces SMDS.

SONET define cuanto ancho de banda puede ser usado en un circuito óptico, incluyendo la velocidad de transmisión de datos.

Las celdas ATM pueden ser transportadas dentro de SONET. Frame Relay es una tecnología de switcheo de paquetes que puede funcionar como una interface a ATM.

2

ARQUITECTURA DE REDES

ATM LOCALES Y METROPOLITANAS

2.1 ARQUITECTURA DE RED ATM, LOCAL Y METROPOLITANA .

Las generaciones futuras de LANs llegarán con velocidades de Gbps, integrándose diferentes tipos de tráfico en el mismo medio y con diferentes requerimientos de servicio. Esto significa tecnología de alta rapidez en telecomunicaciones, la cuál ha estado emergiendo por medio de las Redes Digitales de Servicios Integrados de Banda Ancha (Broad Band ISDN), siendo el modo de transporte ATM (Asynchronous Transfer Mode), el cuál fue estandarizado por el grupo de estudio XVIII del CCITT.

El mundo de las telecomunicaciones por computadora se está desarrollando hacia la utilización de grandes anchos de banda que hacen factible el integrar diferentes clases de servicios en el mismo medio, por ejemplo visualización gráfica, acceso a canales I/O, comandos militares, aplicación de control y conexiones B-ISDN.

La primera generación de LANs está bien representada por Ethernet (Topología de Bus) y Token Ring (Topología de Anillo). La segunda generación de LANs/ MAN provee velocidades de 100 Mbps. Por ejemplo FDDI LAN. Con los avances tecnológicos la tercera generación de LANs y MANs llegará a velocidades de Gbps. Sin embargo para la tercera generación surgen muchos problemas en cuanto a su arquitectura, por ejemplo:

□ El control del medio de acceso debe ser flexible para proveer de varias clases de servicio con diferentes requerimientos.

□ El protocolo OSI fue desarrollado para arquitecturas de propósito general y redes de baja rapidez. Es por ello necesario el desarrollo de nuevos protocolos de transporte. Algunos protocolos propuestos son UDP (User Datagram Protocol), RTP (Reliable Transfer Protocol), LDP (Loader Debugger Protocol), NETBLT (High Speed Block Transfer Protocol), CMTP (Versatile Message Transaction Protocol).

En el campo de WAN, la B-ISDN se está constituyendo como el estándar para redes de telecomunicaciones de alta velocidad.

Una red B-ISDN está concebida como una red digital de propósito general. Se sigue estandarizando este tipo de redes siguiendo los principios de ATM. La recomendación I.121 describe la técnica ATM.

2.1.1 ACCESO AL SUBSCRIPTOR .

La configuración de referencia para el acceso del subscritor definida por el CCITT está ilustrada en la figura 1.

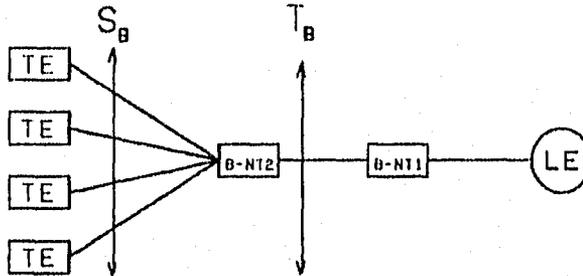
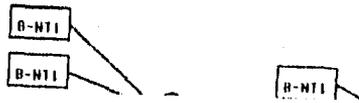


Figura 1: CONFIGURACION DE REFERENCIA.

Las B-NT1 (Broad Network Termination 1) y B-NT2 (Broad Network Termination 2) provee el acceso entre el Equipo terminal (TE) y el de Intercambio Local (LE). El acceso a la red del equipo terminal TE_n , se lleva a cabo por medio de la interface S_n . La terminal B-NT2 está adaptada a los requerimientos del suscriptor y está normalmente bajo su responsabilidad, ésta puede ser un multiplexor, un PBX o una LAN. La frontera con la red pública esta referida a la interface T_n .

La T_n -NT1 es la terminación física del cable de la red. Por definición, B-NT1 tiene solamente una interface T_n y no soporta tráfico interno entre terminales conectadas por medio de B-NT2.

La B-NT1 puede ser conectada al LE por varios medios. En las redes usualmente se tiende a estructuras de estrella entre LEs y los suscriptores, esto también posibilita la jerarquización de la estructura en la red. La figura 2 ilustra un ejemplo de una configuración típica de suscriptor.

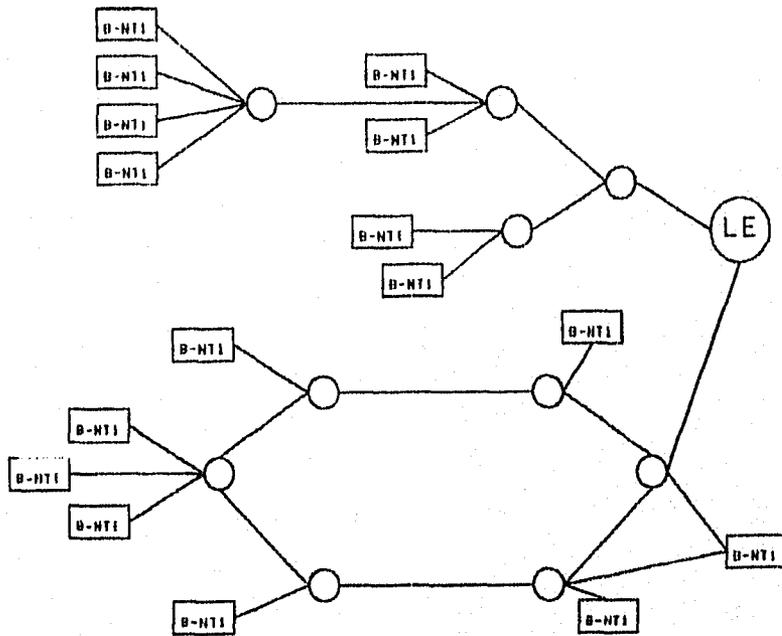


Figura 2: CONFIGURACION DE SUBSCRIPTOR.

La configuración de referencia para Interfases Usuario Red (UNIs, User Network Interface) está definida por la recomendación I.413 y la I.432.

2.2 ARQUITECTURAS DE REDES DE Gbps.

La primera red general fue propuesta por BellCore's (Switched Multimegabit Data Service, SMDS). En un servicio público de comunicación de datos en los Estados Unidos de Norteamérica difundido por primera vez en 1992. Un ejemplo de tal red se ilustra en la figura 3.

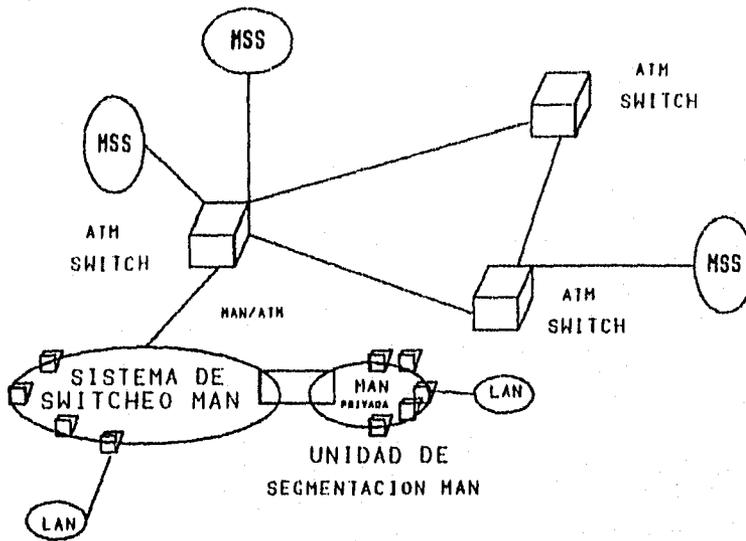


Figura 3: SERVICIO DE SWITCHEO DE DATOS MULTI-MEGABIT (SMDS).

Para la SMDS es elegida una subred de Area Metropolitana DQDB (Distributed Queue Dual Bus) adoptado por el comite del IEEE en 802.6 como la interface de la red-subscriptor.

La conexión de datos parte del protocolo DQDB que opera a través del SNI (Subscriber-Network Interface, figura 4). Cuando es usado este modo, es llamado acceso DQDB, el cuál se basa en SIP (SMDS Interface Protocol).

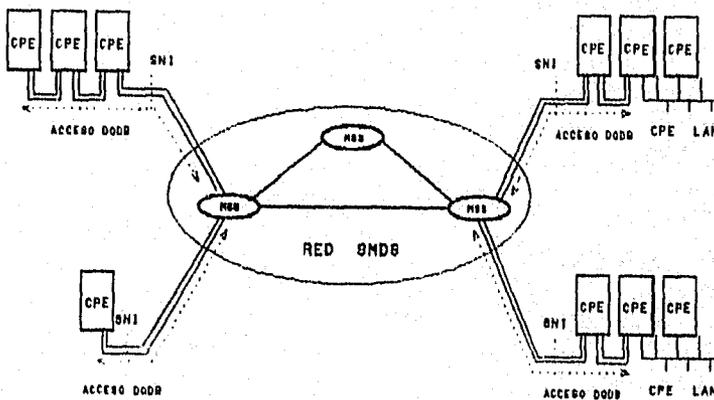


Figura 4: SMDS SOPORTANDO UNA CONFIGURACION MAN.

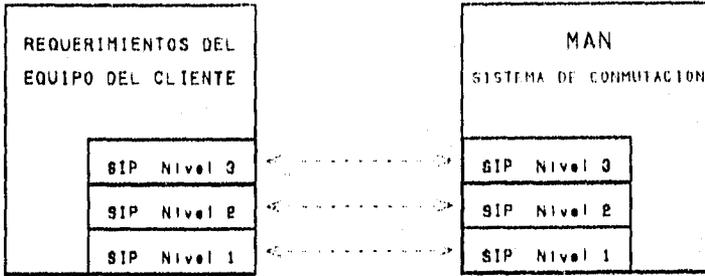


Figura 5: LOTE DEL PROTOCOLO SIP.

El SIP consiste de tres capas (figura 5) que provee las siguientes funciones como: dirección, trama, detección de error y transporte físico. Las unidades de datos SMDS de los segmentos SIP son fijos y permite a los slots pertenecer a diferentes unidades de datos SMDS. Esto permite el Sistema de Switcheo MAN (MSS) o CPE (Customer Premises Equipment) para enviar o recibir simultáneamente unidades de datos múltiples SMDS a través del SNI a velocidades de multimegabit

Arriba de 16 usuarios pueden operar sobre un acceso DQDB con un arreglo de acceso multi-CPE.

El equipo terminal en la SMDS está conectado por medio de LANs y/o MANs para aplicaciones de multimedia, la mayor dificultad es proporcionar la calidad de servicio requerida para diferentes aplicaciones. Si estamos interesados por ejemplo en una conexión de voz para un teléfono digital, el retardo de propagación entre los dos equipos terminales estará por debajo de 28 ns. Esta calidad de servicio no puede ser alcanzada con redes FDDI-1 como LANs o MANs. Por eso la red global debe ser asimétrica al tomar en cuenta estas características, como se ilustra en la figura 6.

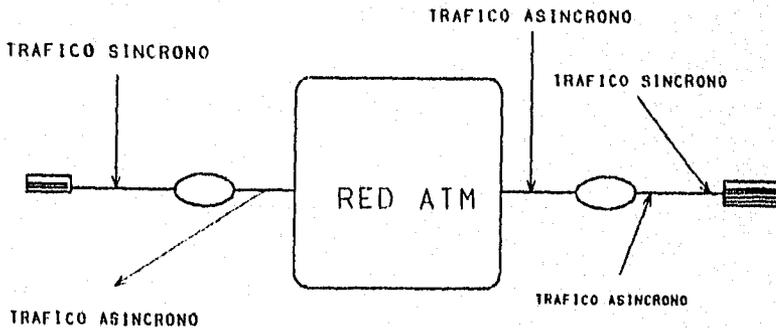


Figura 6: UNA RED GLOBAL NO SIMETRICA PARA TRAFICO SINCRONO PUNTO A PUNTO.

La segunda cuestión sería: es posible mantener el retardo de propagación dentro de un periodo de 28 ms. Para contestar esta pregunta desarrollamos un simple modelo matemático. Asumimos una red ATM con un enlace de 1 Gbps, debido a la ley de los grandes números se asume que el intervalo de tiempo se distribuye exponencialmente. El tamaño de celda es de 53 bytes por eso en promedio el tiempo para ir a través del switch es menor que 4 μ s. Con una carga de 0.9 o menos. Asumimos que el tiempo para ir a través de un switch ATM es 10 μ s. Por ejemplo el retardo de propagación en 1000 Km enlazados es de cerca de 4 ms.

Considerando el tráfico de voz, el tiempo para proveer y liberar los 48 bytes es 12 ms (6 ms+6 ms). Para unos 3000 Km de enlace entre dos equipos terminales el retardo de propagación es 24 ms. No hay mucho tiempo para esperar mas que unos pocos milisegundos para acceder a la MAN o a la LAN. Si la LAN es una Ethernet, una Token Ring o una FDDI-1, entonces el problema no tiene solución. De ello se deduce que para la tercera generación de redes es necesario esquemas de redes identicos para LANs y MANs soportando los dos tipos de tráfico, asíncrono y síncrono.

2.3 SWITCHES ATM.

Varias arquitecturas de switch han emergido en años recientes. Estas arquitecturas pueden ser clasificadas en tres categorías: de Memoria Compartida (Shared Memory), de Medio Compartido (Shared Medium) y División de Espacio (Space Division). Estos switches proveen medios eficientes para evitar el bloqueo en los nodos intermedios usando elementos binarios suplementarios. Un bloqueo ocurre cuando dos paquetes llegan simultáneamente a un elemento del switch.

Los switches de división de espacio son muy complejos. Una alternativa son los switches Shared Medium ya que permiten una alta tecnología de los parámetros del tráfico.

2.3.1 SWITCH SHARED MEDIUM CON CONFIGURACION ANILLO.

El anillo está compuesto de 424 líneas en paralelo capaz de acarrear una celda ATM en paralelo. Dos líneas extra son requeridas para sincronización y supervisión. La capacidad de cada línea define la unidad de tiempo, por ejemplo asumimos que cada línea tiene una capacidad de 20 Mbps. Entonces la unidad de tiempo para enviar un bit es $\Delta = 50$ ns y la capacidad total de la red es 8.48 Gbps. La figura 7 muestra la arquitectura de un switch.

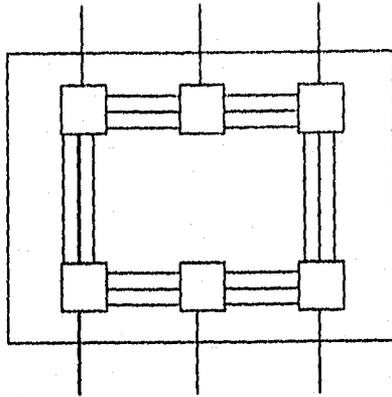


Figura 7: SWITCH SHARED MEDIUM CON ARQUITECTURA DE ANILLOS.

La celda es transmitida en paralelo, la sincronización es realizada por medio de una señal de sincronización enviada por el nodo emisor.

2.3.2 EL ESQUEMA DE ACCESO.

El medio de acceso se ilustra en la figura 8. El acceso es a través de dos registros paralelos eliminando la posibilidad de colisión en el anillo.

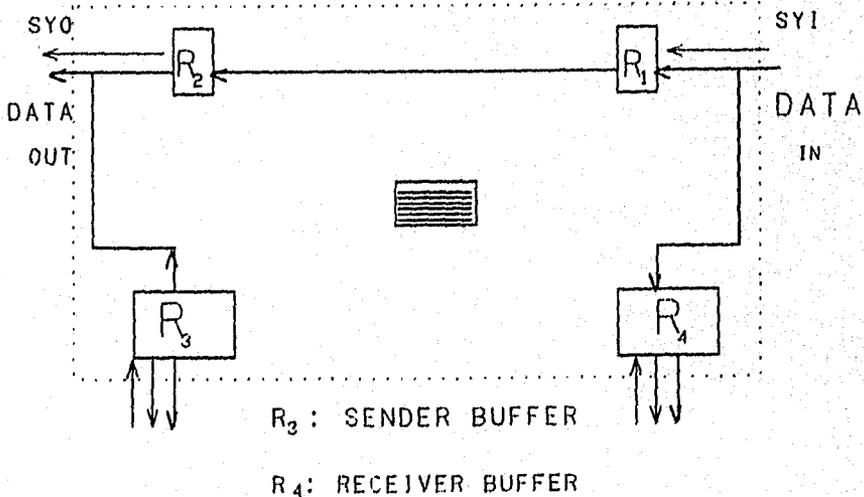


Figura 8: LA UNIDAD DE MEDIO DE ACCESO.

La señal SYO (Synchronization Out) trasladada en la señal SYI (Synchronization In) se envía por el cable de sincronización. Esta señal es usada para leer el contenido del registro de entrada.

_ Cruzamiento de una Celda. La actividad regular en la unidad de acceso medio se muestra en la figura 9.

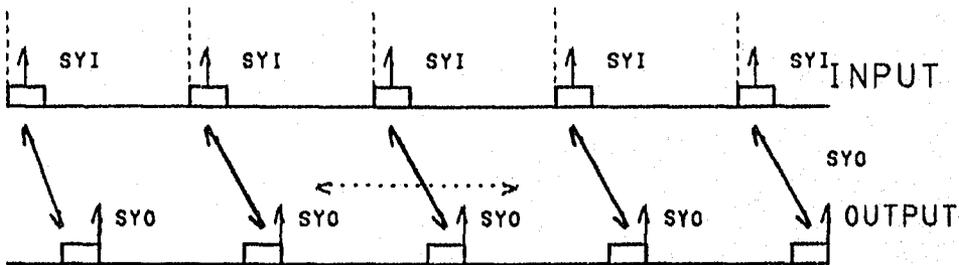


Figura 9: LA ACTIVIDAD CUANDO UNA CELDA VA A TRAVES DE LA UNIDAD DEL MEDIO DE ACCESO.

La celda es guardada 10 ns en cada registro. El tiempo de reemplazamiento es mínimo cuando la unidad de interface no está en una fase de inserción. Si una celda de inserción toma lugar entonces el tiempo de reemplazamiento es ajustado.

_ Inserción de una Celda. Cuando el registro R esta lleno, la celda contenida en la parte alta del buffer es insertada en el anillo. Si una celda está llegando del anillo, ésta es retardada en el registro R₁, usando el tiempo de reemplazamiento menor posible. Como se ilustra en la figura 10.

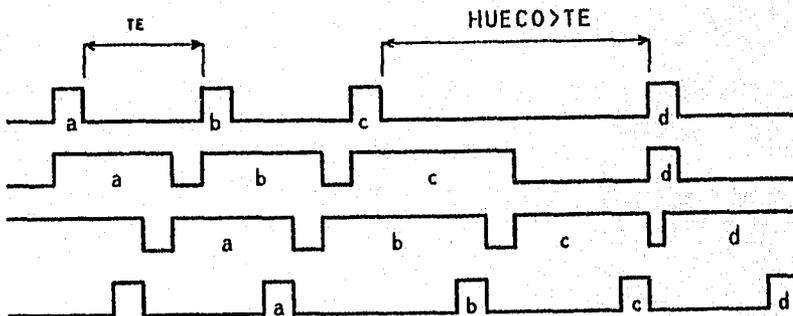


Figura 10: COMO REMOVER UN HUECO DE LA RED.

Para la inserción de la celda X, la celda c es retardada y tiende a permanecer por un total de $50 \mu s$ en los registros R_1 y R_2 antes de que pueda ser enviada fuera.

Cuando una celda ha sido enviada, no es posible transmitir una nueva mientras los registros R_1 y R_2 no estén en posición normal (ver figura 9). Hay dos posibilidades para que lleguen en esta posición:

1. Esperar por un hueco entre dos celdas entrando (ver figura 11).
2. Esperar por la celda insertada que regresa a el MAU a ser removida del anillo.

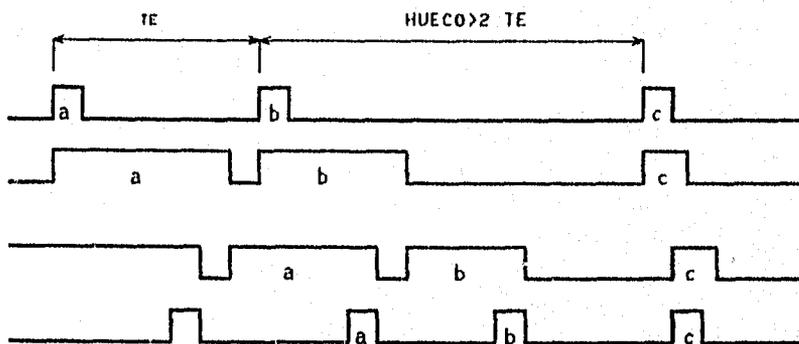


Figura 11: COMO REGRESA AL MODO INSERCIÓN.

Las ventajas del tiempo de reemplazamiento del registro variable es evitar pequeños huecos que normalmente no serían usados para enviar celdas extra como se ilustra en la figura 12.

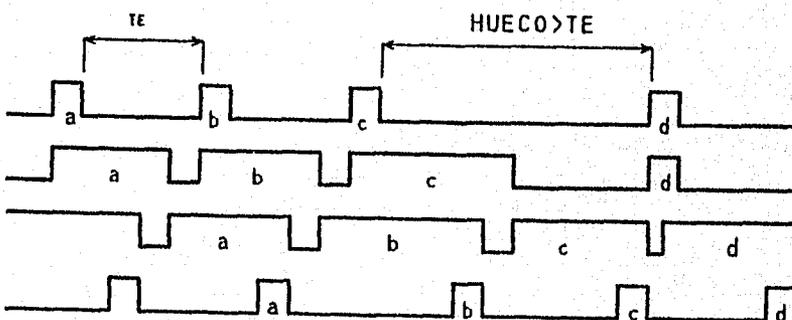


Figura 12: COMO REMOVER UN HUECO DE LA RED.

2.3.3 DESEMPEÑO DEL SWITCH SHARED-MEDIUM.

En este switch, un mínimo de una celda puede ser insertada en cada intervalo de tiempo igual al retardo de propagación en el anillo. El tiempo máximo en ir a través de una unidad de acceso medio es 100 ns. Si la estación no tiene celdas para enviarse entonces solamente es necesario un tiempo de 20 ns para ir a través de los dos registros R1 y R2.

Vamos a asumir que el retardo de propagación es insignificante debido a la muy corta distancia entre las MAUs (Unidades de Acceso Medio) (pocos milímetros). También asumimos que 100 unidades son conectadas y activadas en la red. Si todos los nodos están en la fase de inserción, el tiempo total de respuesta para que un bit viaje alrededor del anillo es 10 μ s. Esto significa que una estación puede enviar exactamente 53 bytes cada 10 μ s. Entonces el mínimo total es 42.4 μ s por estación. Esto significa que el tráfico mínimo en la red es 4.24 Gbps dentro de los 8.48 Gbps de capacidad. El resto del ancho de banda total puede ser distribuido entre las estaciones. En particular por lo menos 1 o 2 huecos están libres y pueden ser usados por la estación para tráfico extra. Varias reglas son posibles.

1. Cuando un MAU captura un hueco puede mantener este hueco en cada viaje de ida y vuelta. Por ejemplo, si una estación es capaz de capturar 4 huecos, un total de 169.6 Mbps de tráfico es posible. Notemos que para tener esta capacidad el MAU debe tener una celda lista para ser enviada cuando una celda regresa al MAU.

2. Cuando un MAU captura un hueco (es lo mismo que si captura una señal) la unidad de interface no puede (o no se le permite) usarlo inmediatamente. El MAU debe eliminar la señal. En esta condición solamente el tráfico mínimo provisto por la inserción del registro está garantizado.

2.3.4. SWITCH SHARED-MEDIUM CON ARQUITECTURA DE BUS.

El switch está compuesto de varios módulos como se describirá pero primero un scheduler de entrada es necesitado para escanear el buffer de entrada y cargar las celdas secuencialmente en el bus. Todos los módulos necesitan ser sincronizados por medio de un reloj. La figura 13 ilustra la BSS (Bus Structure Switch).

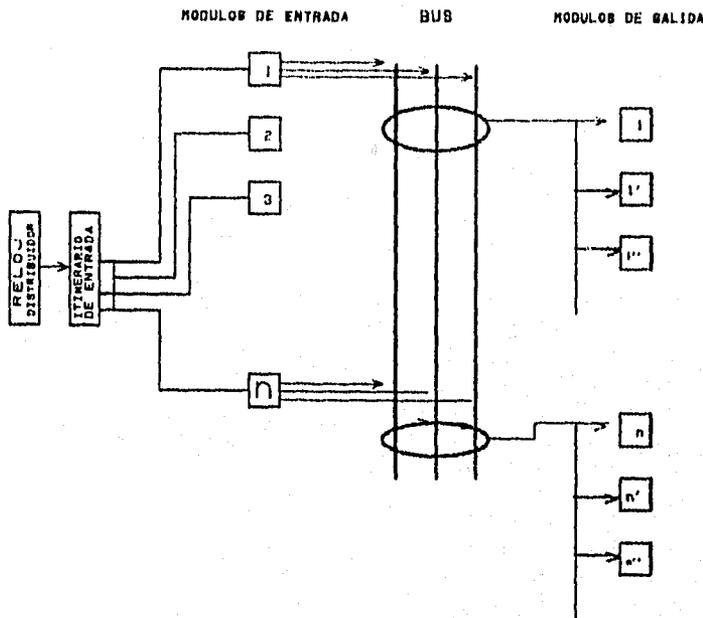


Figura 13: SWITCH CON ESTRUCTURA DE BUS (BSS).

2.3.4.1 SCHEDULER DE ENTRADA.

La operación del scheduler de entrada permite obtener la información contenida en el buffer de entrada y cargar esta información a lo largo del bus con una señal de reloj. En la próxima señal de reloj, el scheduler examinará la siguiente puerta de entrada y cargará la celda en el bus, reemplazando a la previa que permanezca disponible en el bus.

Puede ser n el número de módulos de entrada. Llamaremos módulo de entrada a un buffer capaz de guardar 53 octetos de información mas 1 bit indicando ya sea que el buffer está vacío o no. Denominaremos este bit PI (Presente Información). Un módulo de entrada está construido con mas de 425 flip flops por registro con un cargamento en serie.

En cada señal de reloj el contenido del seguro (latch) i es transferido dentro del flip flop $i+1$, el bit PI es transmitido por el sender (enviador), antes del contenido de la celda. El módulo de entrada fué diseñado como un registro con un cargamento en serie. Esto significa que el bit PI es el mandato para permitir en cada instante conocer el estado del buffer de entrada (vacío o lleno). Cuando el bit $PI=1$ llega al primer flip flop la información es cargada.

La función del módulo de salida es extraer información direccionada del bus y cargar la celda en paralelo dentro del registro de rendimiento, por ejemplo para decodificar la dirección del receptor y para cargar el buffer de salida correspondiente a la dirección previa.

2.3.4.2 DECODIFICANDO LA DIRECCION RECEPTORA.

La función del scheduler de entrada requiere aproximadamente 10 ns. Para que la información aparezca en el bus, entonces en un tiempo de reloj + 10 ns la única o múltiple dirección del receptor está disponible en las entradas del decodificador.

Esta única o múltiple dirección actuará en uno o varios módulos de salida para activarlos. Así tan pronto como un puerto de salida es activado, la carga de información disponible en el bus empieza a tomar su lugar. Al mismo tiempo, el scheduler de entrada es movido a un paso adelante.

2.3.4.3 CARGANDO EL BUFFER DE SALIDA.

El buffer de salida consiste de 424 bits mas el bit PI. El cargamento es llevado a cabo en paralelo. Todos los registros de rendimiento reciben el contenido del bus pero solamente las puertas de salida seleccionadas son activadas. El tiempo para tratar una celda es aproximadamente igual a 30 ns. Este es el tiempo consumido entre el instante en que se elige una entrada y el tiempo en que la información es cargada en el buffer receptor. Encontrar un buffer libre antes de que el próximo escrutinio pase es un problema.

Cada módulo de salida requiere un mecanismo para distribución de direcciones capaz de permitir un nuevo buffer tan pronto como el buffer previo este lleno, para solucionar este problema todos los buffers de salida recibirán el contenido del bus en paralelo, pero solamente uno recibirá la celda.

Este módulo es señalado por un mecanismo manejando las diferentes direcciones. El switch descrito permite un alto nivel de desempeño requerido para la transferencia de celdas dentro del switch ATM.

2.4 CONCLUSIONES.

Las mayores ventajas de las estructuras de redes y switches descritas en este capítulo son:

- La estructura evolutiva de los switches.
- La capacidad para soportar gran variedad de tráfico ATM.
- Proveen una muy alta capacidad.
- Tiempos de respuesta muy cortos del orden de microsegundos.
- Un tráfico mínimo garantizado por cada puerto de entrada-salida.

2.5 REFERENCIAS.

El lector interesado en ampliar los temas anteriores puede consultar:

- 1.- CCITT Draft Recommendation I.113, Vocabulary of Themes for Broadband Aspect of ISDN, Study Group XVIII, May 1990.
- 2.- CCITT Draft Recommendation I.413, B-ISDN User Network Interface, Study Group XVIII, May 1990.
- 3.- R. Cusani, F. Sestini
A recursive multistage Structure for Multicast ATM Switching Inform
1990.
- 4.- C. Fayet, G. Pujolle
The Bus Structure Switch BSS, Research Report MASI, November 1991.

3

ESTANDARES DEL CCITT

SOBRE ATM Y B-ISDN

3.1 CUALES SON LOS NUEVOS ESTANDARES DE B-ISDN.

3.1.1 INTRODUCCION.

La tecnología avanzada para el manejo de datos y video en años recientes cultiva nuevos cambios para la industria de las telecomunicaciones. La amplia expansión de las redes locales de comunicaciones de datos y la ventaja de las video-teleconferencias ha resultado una saturación por la incapacidad de proporcionar alta rapidez de transmisión en el servicio. Los servicios futuros tal como la alta definición, imágenes tridimensionales en tiempo real, crean aún mayores demandas para las redes de comunicación. Hoy esta demanda de servicios es frecuentemente soportada por medio de ensambles especiales que proporcionan un servicio específico, con redes que tienen un alto costo y muy limitada utilidad.

La demanda emergente para redes con alta velocidad de datos y servicios de video-comunicación exigen alta rapidez de transmisión, switcheo y tecnologías de procesamiento de señal. Para cubrir esta demanda se define internacionalmente la Broadband Integrated Services Digital Network (B-ISDN, Red Digital de Servicios Integrados de Banda Ancha). La cual esta concebida como una red digital de propósito general para proveer diversas capacidades y soportar una gran variedad de servicios de comunicación.

VELOCIDAD. B-ISDN está diseñada para soportar un servicio de switcheo por encima de 600 Mbps.

SERVICIO INTERACTIVO Y DISTRIBUTIVO. B-ISDN es diseñada para soportar servicios interactivos que incluyen los servicios de voz existentes de videos futuros y servicios de teleconferencia multimedia y servicios distributivos como servicios de distribución de documentos y Distribución de Televisión Avanzada (ATV).

SERVICIO CONTINUO Y COMPLETO. B-ISDN esta diseñada para soportar una amplia variedad de velocidades de los servicios existentes de voz y video.

SERVICIO DE CONEXION Y CONECTIVIDAD. El cuál existe en servicios de telecomunicaciones, requiere establecer procedimientos de conexión previo a la transferencia de información, B-ISDN reconoce y soporta servicios tales como interconexiones entre LANs.

CONEXIONES PUNTO A PUNTO Y COMPLEJAS. Los servicios de telecomunicaciones existentes son bidireccionales y de naturaleza punto a punto. Las arquitecturas B-ISDN reconocen que los servicios futuros incluyen conexiones multipunto con una mezcla uni-direccional y bidireccional de trayectoria de comunicación. La estandarización de B-ISDN inició a mediados de 1980 para reunir los varios requerimientos de servicios de comunicación avanzados, esta estandarización incluye descripción de servicios, especificaciones de interfaces usuario a red y características de equipo para el desempeño requerido.

3.1.2 ESTANDARES.

Los estándares son cuidadosamente especificados, los cuáles son establecidos por autoridades, clientes o por el consentimiento general. En un mercado competitivo los estándares técnicos son más frecuentemente la excepción que la regla. Equipo o compatibilidad de servicio que resultaría de la ausencia de estándares que aseguren las siguientes capacidades en las redes telefónicas existentes.

PORTABILIDAD. Este estándar asegura que un teléfono pueda operar en una interface propuesta por cualquier proveedor.

INTER-CAMBIABILIDAD. Estándar que asegura que un teléfono del fabricante ABC en la interface estandarizada sea reemplazable por un teléfono del fabricante XYZ.

INTER-OPERABILIDAD. Estándares que aseguran que un teléfono del fabricante ABC puede comunicarse con el teléfono del fabricante XYZ.

Debido a la naturaleza obicua de la telefonía los estándares son una parte importante de la industria de las telecomunicaciones.

Los estándares para B-ISDN están siendo desarrollados por un número de organismos estandarizados alrededor del mundo. La figura 1 muestra que el mayor lugar donde se desarrollan los estándares B-ISDN es en los Estados Unidos de Norteamérica por medio de la American National Standards Institute, la cuál acreditó el primer comité de telecomunicaciones T1 para desarrollar los estándares de esta naturaleza.

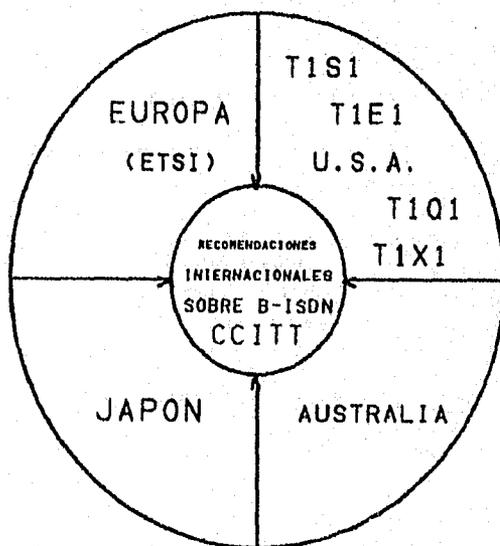


Figura 1: ESTANDARES SOBRE B-ISDN.

El grupo TIS1.5 trabajó desarrollando los estándares en servicios B-ISDN, arquitecturas y señalización. Una vez conseguido esto se puede adoptar como una posición de U.S. para estandarización internacional. El CCITT (Consultative Committee for International Telegraph and Telephone) y el ITU (Arnu of the International Telecommunications Union) son los cuerpos internacionales que hacen recomendaciones en telecomunicaciones. El CCITT está dividido en muchos Grupos de Estudio (SG) y tópicos de B-ISDN son atendidos a conexión. La red puede establecer el campo CLP = 1 como celdas que no cumplan con el descriptor de tráfico. Además un elemento de la red cuando está congestionada puede descartar el tráfico selectivamente CLP = 1.

NOTIFICACION EXPLICITA DE CONGESTION A EL DESTINO. (EFCN, Explicit Forward Notification). Un elemento congestionado de la red puede establecer un indicador EFCN en la cabecera de la celda, el cual puede ser examinado en el destino.

NOTIFICACION DE CONGESTION DE REGRESO. (BCN, Backward Congestion Notification). Un elemento de la red congestionada puede enviar un mensaje de notificación de congestión en la dirección de regreso.

SEÑALIZACION. El protocolo de señalización usado para establecer una trayectoria virtual B-ISDN y un canal virtual de conexión está basado en modificaciones al protocolo existente de señalización de banda estrecha ISDN.

CONTROL DE FLUJO GENERICO. Se ha continuado el debate por varios años sobre un protocolo GFC multi-acceso para una B-ISDN. Varios protocolos GFC han sido propuestos alrededor del mundo.

COMPLEJIDAD DEL MANEJO DEL PROTOCOLO. Un manejador de la red requiere un ajuste de parámetros asociados con una conexión existente cuando se agrega una nueva conexión.

CONFIGURACIONES DE SOPORTE FISICO. Un protocolo GFC puede operar en todas las configuraciones mostradas en la figura 6.

IMPARCIALIDAD. Un protocolo GFC debe proporcionar una buena calidad de servicio para cualquier conexión a través de varios grupos de estudio, pero ahora la mayoría del trabajo en servicios B-ISDN se está realizando por el grupo de estudio SGXVIII.

3.1.3 SISTEMAS EI Y E3.

El sistema EI es el Sistema Digital Europeo Nivel 1 del CCITT (CCITT/European Digital Signal Level 1), posee las siguientes características:

30 canales, mas uno de señalización (canal 16) y uno de sincronía (canal 0), la frecuencia de muestreo $F_m = 8 \text{ KHz}$ o sea la duración de trama. La palabra sincronía ocupa el primer espacio de tiempo.

$T_s = 0$ de cada trama pero solo es mandada en las tramas impares, es decir en la 1^a, 3^a, etc. Esta palabra de sincronía ocupa los últimos 7 bits de su espacio de tiempo y es:

$$T_{s_{\text{impar}}} = [-0011011]$$

El bit 0 desocupado puede usarse para enviar alguna información de este espacio de tiempo.

En las tramas pares en que no es enviada la palabra de sincronía se manda otra cuya única restricción es tener el bit 2 amarrado a "1".

$$T_{s_{\text{p}}} = [-1-----]$$

la palabra de señalización que es también de 8 bits es enviada en el espacio de tiempo 16 de cada trama y se subdivide en dos partes de 4 bits cada una. Estos bits se usan para que señalice un solo canal y por lo tanto en una sola trama se puede solo enviar la señalización de 2 canales.

$$T_{s_{16}} = [----\{----]$$

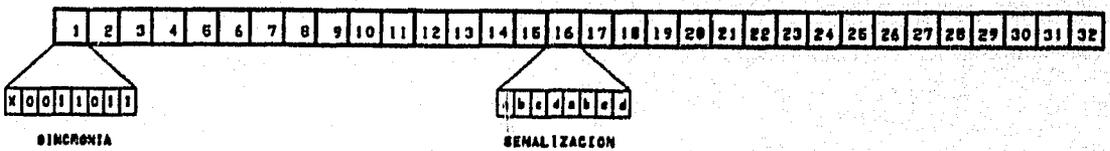
señalización ↑ ↑ canal

Esto quiere decir que se requieren 15 tramas para poder señalar todos los canales ($15 \times 2 = 30$), pero se agrega además otra trama en donde en vez de enviar señalización se envía una palabra de sincronía de multitrama.

Esta palabra se acomoda en la primera trama " F_{s_0} " de cada multitrama y consta de 4 ceros al principio y los otros cuatro libres.

$$1 \text{ multitrama} = 16 \text{ tramas donde } F_{s_0} = [0000----]$$

SECUENCIA DE TRAMA DEL SISTEMA E1.



Cada canal tiene un espacio de tiempo de $T_s = F_m/32 = 3.9 \mu s$. La duración de cada bit será la octava parte de esto $B = T_s/8 = 3.9 \mu s/8 = 0.488 \mu s$.

La duración de cada multitrama es 16 veces la de una trama.

$$MT = 16 \times Fs = 16 \times 125 \mu s = 2 \text{ ms}$$

La velocidad del sistema se obtiene de:

$$8000 \text{ tramas/sg} \times 32 \text{ canales} \times \text{trama} \times \text{bits/canal} = 2.048 \text{ Mbit/s}$$

como 2 bits equivalen a un Hz A.B. = 1.024 MHz.

El sistema E3 es el Sistema Digital Europeo Nivel 3 del CCITT (CCITT/ European Digital Signal Level 3). Posee una velocidad de 34.368 Mbits/s, la clase de acceso por ejemplo a una red SMDS es seleccionada por el subscriptor lo que no sucede con E1 donde una única clase de acceso se aplica.

En un trayecto de acceso E3 las celdas llegan a una velocidad de 9 celdas cada 125 segundos (actualmente las celdas llegan continuamente y son marcadas como vacías o llenas). El control de crédito en la red puede contar celdas en el trayecto de acceso o implementar un timer. El crédito puede manejarse a diferentes velocidades dependiendo de la clase de acceso, de esta manera el control de crédito se incrementa al incrementarse la velocidad por encima de un valor máximo llamado $C_{m\acute{a}x}$, el cuál se establece en 9188 octetos.

Al establecer un valor $C_{m\acute{a}x}$ de 9188 octetos el control de crédito asegura que un número máximo de paquetes puede ser transmitido en el ancho de banda total de E3.

3.2 LAS RECOMENDACIONES DEL CCITT SOBRE B-ISDN EN 1990.

En 1990 13 recomendaciones se dieron que fundamentan los principios y especificaciones iniciales para B-ISDN. Las recomendaciones de 1990 también hacen un progreso substancial en la definición del modelo de referencia para protocolos B-ISDN ilustrados en la figura 2.

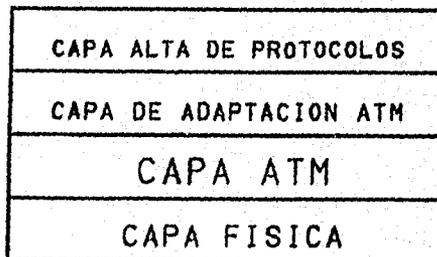


Figura 2: MODELO DE REFERENCIA PARA PROTOCOLOS B-ISDN.

El modelo está compuesto de 3 capas: la capa ATM y la capa de adaptación ATM, en adición a estas recomendaciones describe interfaces entre el cliente y la red, la Interface Usuario-Red (UNI, User Network Interface) y entre B-ISDNs la Interface Nodo-Red (NNI, Network Node Interface).

El modo de transferencia asíncrono (ATM) es una técnica de transportación, multiplexación y switcheo de información en B-ISDN. ATM divide el ancho de banda disponible en una interface, en pequeños paquetes de celdas de tamaño fijo, las celdas ATM son de 53 bytes de largo y están subdivididas en campos de información de usuario y red. La información de la red está contenida en cabezas de 5 bytes, la cuál incluye información de multiplexación, enrutamiento y detección corrección.

Los campos de cabecera se muestran en la figura 3 y se describen como:

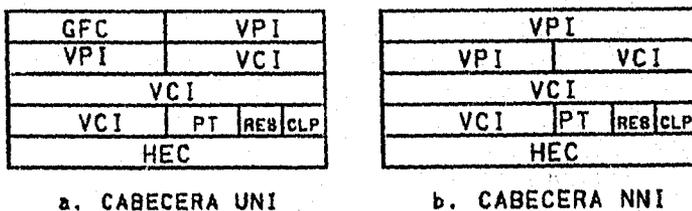


Figura 3: LA INTERFACE USUARIO RED Y LA INTERFACE NODO-RED

Identificador de Trayecto Virtual / Identificador de Canal Virtual. (VPI, Virtual Path Identifier / VCI, Virtual Channel Identifier). Los campos VPI/VCI contienen la información de enrutamiento de la red.

Identificador del Tipo de Campo de Datos. (PT, Payload Type). El campo PT identifica si la celda contiene información del usuario o de la red.

Prioridad de Pérdida de Celda. (CLP, Cell Loss Priority). El bit CLP identifica la prioridad de las celdas. Las celdas con baja prioridad (CLP-1) están sujetas a ciertas condiciones de la red para descargarse.

Control de Error de Encabezamiento. (HEC, Header Error Control). El campo HEC provee un único bit de error/corrección o múltiples detecciones.

Control de Flujo Genérico. (GFC, Generic Flow Control). El campo GFC fue reservado para el uso de un protocolo GFC, el cuál controlará el flujo de tráfico del usuario que no tenga el permiso de la red.

Bit Reservado. (Reserved Bit). El Bit Reservado puede ser usado para futuras funciones de encabezamiento o para intercambiar las funciones existentes.

Como se observa en la figura 3 la cabecera en la interface usuario-red es la misma que en la interface nodo-red con la excepción del campo de control genérico.

El uso de celdas ATM como el modo de transferencia para las B-ISDN representa un cambio fundamental en la dirección de la industria de telecomunicaciones. ATM fué seleccionada sobre varios modos de transferencia como por ejemplo el modo de transferencia síncrono (STM). STM está basado en la división del ancho de banda en ranuras de tiempo fijas. Al establecer una llamada a una conexión le está permitida una ranura de tiempo en la que dura la conexión. La 2B+D Basic Rate Interface de Banda Estrecha es un ejemplo de STM. Inicialmente STM se consideró como medio de transferencia para B-ISDN, pero fué obvio que STM no era el adecuado para cubrir todos los servicios de B-ISDN.

3.2.1 CAPA DE ADAPTACION ATM.

La Capa de Adaptación ATM (AAL) es la llave de enlace en el modelo del protocolo de referencia de B-ISDN. Su función es mapear los varios servicios soportados por B-ISDN dentro de las celdas genéricas ATM. La capa está basada en la clasificación del tráfico de B-ISDN dentro de cuatro clases generales. Como se puede ver en la figura 4.

	CLASE A	CLASE B	CLASE C	CLASE D
RELACION EXISTENTE ENTRE FUENTE Y DESTINO	REQUERIDO		NO REQUERIDO	
VELOCIDAD DE BIT	CONSTANTE	VARIABLE		
MODO CONECCION	CONECCION ORIENTADA		CONECTIVIDAD	

Figura 4: CLASIFICACION DEL TRAFICO B-ISDN.

AAL Tipo 1. Soporta servicios de tráfico clase A (por ejemplo, velocidad de bit constante, conexión orientada, cronometrización de la información entre la fuente y el destino) tal como el servicio existente de voz y el futuro servicio de video.

AAL Tipo 2. Soporta servicios clase B (por ejemplo velocidad de bit variable, conexión orientada, no cronometrización entre fuente y destino) tal como X.25 y control de señalización de llamada en B-ISDN.

AAL Tipo 4. Soporta servicios de tráfico clase D (por ejemplo, velocidad de bit variable, conectividad, no cronometrización entre fuente y destino) tal como SMDS u otros servicios de interconexión de LANs.

3.2.3 LA CAPA FÍSICA B-ISDN.

Con la proliferación de propietarios de sistemas de alta velocidad de transmisión óptica, en 1988 el CCITT aprobó las recomendaciones del Synchronous Digital Hierarchy (SDH, el cual está relacionado a el U.S. Transmission Hierarchy Standard Synchronous Optical Network o SONET). El SDH especifica una estructura con una división del ancho de banda, en la figura 5 se muestra el módulo de transporte síncrono (STM-1), la construcción del bloque básico SDH.

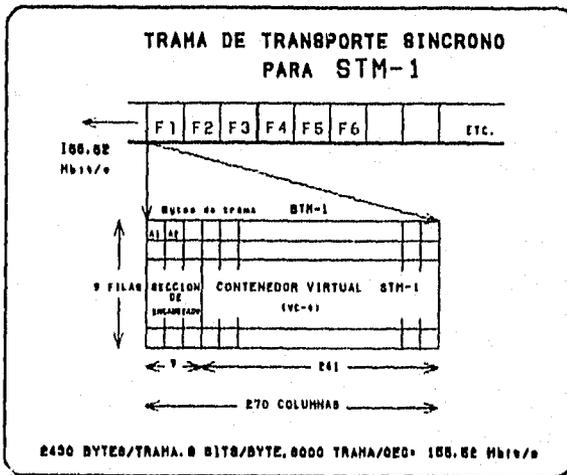


Figura 5: TRAMA DE TRANSPORTE SÍNCRONO PARA STM-1.

Para mayor claridad, una trama sencilla en el flujo de señal serial puede presentarse con un mapa bidimensional. Este mapa comprende 9 filas y 270 columnas, que forman celdas. Cada celda representa un solo byte de 8 bits dentro de la señal síncrona. Seis bytes de trama (3 x A1 seguidos de bytes 3 x A2) aparecen en la esquina superior izquierda del mapa. Estos bytes de trama actúan como marcador, permitiendo a cualquier byte en la trama ser fácilmente localizado.

Los bits de señal se transmiten en secuencia, comenzando por aquellos en la primera fila. El orden de transmisión es de izquierda a derecha. Después de la transmisión del último byte en la trama (el byte localizado en la fila 9, columna 270), se repite la secuencia completa, comenzando con los 6 bytes de trama de la siguiente trama.

El concepto de transportación intacta de señales tributarias a través de una red síncrona ha dado como resultado el término "Trama de Transporte Síncrono", aplicado a tales estructuras de señal síncrona.

Más importante, sin embargo, es que la capacidad de la señal se separa dentro de una trama de transporte síncrono para respaldar las capacidades de transportación de la red. Una trama de transporte síncrono abarca dos partes distintas y rápidamente accesibles dentro de la estructura de la trama: una parte del contenedor virtual y una parte del encabezado de sección.

3.3 RECOMENDACIONES SOBRE B-ISDN PARA RESOLUCION.

En 1992 y 1993 el CCITT aprobó las nuevas recomendaciones y modificaciones a las ya existentes sobre B-ISDN. La industria reconoce la importancia de incluir especificaciones adecuadas a el desarrollo comercial del equipo terminal de 1994 a 1996. Sin embargo el debate continúa en varios puntos clave.

3.4 MANEJO DE TRAFICO ATM.

El objetivo de las recomendaciones sobre el manejo de tráfico ATM es minimizar la complejidad del equipo y maximizar la utilización de la red, la cuál mantiene una especificada Calidad de Servicio (QOS, Quality of Service) para los servicios B-ISDN. En 1992 el CCITT comenzó con la tarea de manejar el tráfico. Debido a la complejidad del problema el CCITT está considerando una familia de mecanismos manejados de tráfico que minimicen la congestión incluyendo:

CONTROL DE ADMISION DE CONEXION. Dependiendo de los recursos de la red, una B-ISDN puede aceptar o negar conexiones requeridas.

CONTROL DE PARAMETROS DE USO. Cada conexión es monitoreada para que se comporte en conformidad a un descriptor de tráfico, el cuál es negociado al establecer la conexión.

CONTROLES REACTIVOS. Cuando hay un estado de congestionamiento, un elemento B-ISDN puede emplear un control reactivo para aliviar la congestión.

ESTADO DE TRAFICO. El estado de tráfico es reconocido como una opción para minimizar la variación del retardo de la celda provocado por la multiplexación.

PERMISO RAPIDO DE RECURSOS. Francia ha propuesto un protocolo para obtener un permiso rápido de recursos como un control preventivo de congestión.

Este protocolo le permite al usuario con una fuente de tráfico con ráfagas notificar a la B-ISDN de que enviará una ráfaga de información y solicitar rápidamente el permiso para utilizar el ancho de banda que asegure la transferencia de información

Varios estudios se realizan sobre los méritos de este protocolo.

TAPON DE TRAFICO. Para proteger completamente a los usuarios de los usuarios maliciosos de la red se puede limitar el número de celdas que una conexión puede hacer.

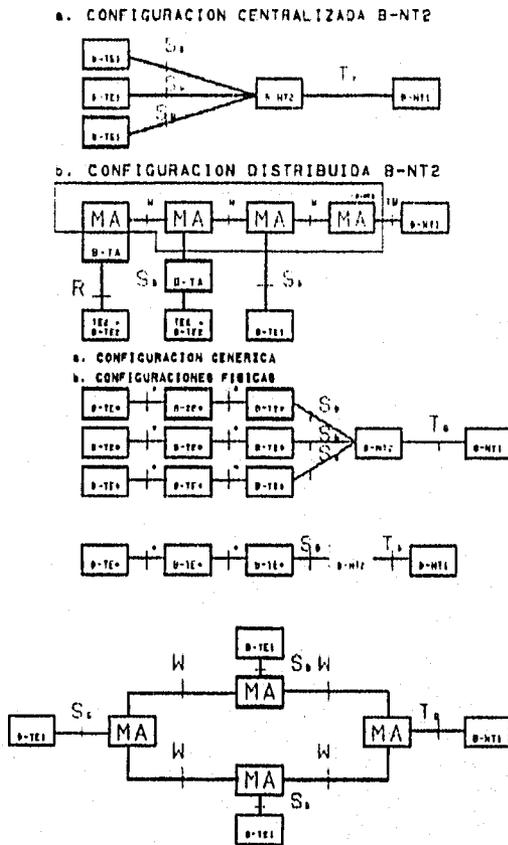


Figura 6: CONFIGURACIONES DE RED.

*B-NT (Broadband Network Termination) Terminación de Banda Ancha.

*B-TE (Broadband Terminal Equipment) Equipo Terminal de Banda Ancha. Incluye funciones de acceso medio.

*MA (Medium Adapter) Adaptador de Medio. acomoda la topología específica para la B-NT2 distribuida. La interface en W puede incluir elementos dependientes de topología, esta puede ser una interface no estandarizada; esto puede ser en algunas implementaciones idénticas en la interface en S_n .

La B-NT2 puede ser nula entre S_n y T_n . Deberá haber un enlace físico entre dos adaptadores de medios en el caso de configuración de anillo.

MARCA DE PRIORIDAD DE PERDIDA DE CELDAS Y DESCARTE SELECTIVO DE CELDAS. Cada conexión es monitoreada al ingresar a la B-ISDN para que satisfaga a el descriptor de tráfico negociado.

NOTIFICACION DE CONGESTION HACIA ADELANTE. Una red congestionada puede establecer un indicador EFCN (Explicit Forward Congestion Notification) en la cabecera de la celda que puede ser examinada en el nodo destino.

NOTIFICACION DEL PROTOCOLO HACIA ATRAS. Una red de congestión puede enviar un mensaje de congestión en la dirección de regreso.

3.5 SEÑALIZACION. Es el protocolo de señalización usado para establecer trayectos virtuales y canales virtuales en redes B-ISDN se puede basar en los protocolos existentes para banda estrecha como el Signaling System (SS7).

3.6 CONTROL DE FLUJO GENERICO. El se ha mantenido por varios años sobre el protocolo para la red del cliente B-ISDN. Un gran número de protocolos han sido propuestos alrededor del mundo. En general estos protocolos pueden ser clasificados en dos categorías: basados en el DQDB (Bus Dual de Espera Distribuida) y protocolos de reestablecimiento.

Los resultados de estos protocolos estan siendo evaluados por los siguientes criterios:

COMPLEJIDAD DE MANEJO DE PROTOCOLO. Este criterio puede repercutir en la calidad de servicio de una conexión. Por ejemplo un manejador de red requiere ajustar los parámetros asociados con una conexión existente cuando una nueva conexión es agregada.

CONFIGURACIONES DE SOPORTE FISICO. Un protocolo debe de operar en todas las configuraciones mostradas en la figura 6.

IMPARCIALIDAD. Un protocolo debe reunir la calidad de servicio que requiera cada conexión.

El grupo de trabajo del forum ATM está desarrollando 5 aspectos clave de las redes ATM.

M1 describe la relación entre los usuarios terminales ATM y la dirección del sistema.

M2 entre el manejo del sistema de los usuarios terminales y los portadores de la red ATM.

M3 entre el usuario terminal y el portador del control del sistema.

M4 entre los portadores totales del manejo del sistema y su red.

M5 entre los portadores del manejo del sistema.

Sus trabajos se han desarrollado de la siguiente manera:

Mayo 93. El forum ATM inicia sus trabajos sobre M3.

Julio 94. El forum ATM cubre una porción de UNI 3.1, concluye M3, esboza M4.

Agosto 95. ETSI (European Telecommunications Institute) establece el manejo de interfaces para interconexiones de banda ancha correspondientes a M4.

IETF (Internet Engineering Task Force) publica la base para el manejo de información ATM MIB.

Septiembre 94. El forum ATM define SNMP, CMIP para M4 y desarrolla planes para trabajar con IETF, ITU-T, ETSI. Así como el foro para el manejo de red.

Febrero 95. El grupo de estudio 15 de ITU-T's (International Telecommunications Standardization Sector) desarrolla los requerimientos en switches para interconexión de sistemas y otros dispositivos. Planea el CMIP MIB.

2do. Semestre de 95. El grupo de estudio 15 del ITU-T desarrolla aspectos para el manejo de conexiones en redes ATM.

3.5 REFERENCIAS.

- 1.- CCITT Recommendation I.211, B-ISDN Service Aspects 1990.
- 2.- Revista Data Communications International, Mc Graw-Hill Network Magazine Septiembre 1994.

4

**MODELOS MATEMATICOS PARA
REDES DE ALTA VELOCIDAD ATM**

4.1 CONTROL DE CONGESTION.

4.1.1 INTRODUCCION.

Las redes de switcheo de paquetes como ATM y plaNET formarán las bases para las redes multimedia de alta velocidad. En estas redes el flujo de tráfico tiene una amplia variedad de características tales como voz, datos y video. El adecuado manejo del ancho de banda disponible permite evitar congestiones y proporcionar adecuados niveles de seguridad del grado de servicio para conexiones con diferencias dramáticas en su comportamiento.

En este capítulo describiremos un conjunto de procedimientos para manejar adecuadamente el ancho de banda y el control de congestión en redes de alta velocidad.

Estos controles operan en dos diferentes escalas de tiempo, en el nivel de conexión y en el nivel de paquetes o celda.

Los principales controles del nivel de conexión son:

- Selección de trayectoria, control de admisión y ancho de banda permitido.

Los controles del nivel de paquete son:

- Control de acceso, monitoreo de tráfico y manejo del buffer del nodo intermedio.

El procedimiento para el manejo del ancho de banda opera en dos diferentes escalas de tiempo y se resume a continuación en la tabla I.

TABLA I.

Manejo del Ancho de Banda	
- Ancho de banda permitido.	-Control de acceso.
- Control de admisión y selección de trayectoria.	- Adaptación y monitoreo de tráfico.
- Establecimiento de llamada.	- Manejo de buffer.

Los controles del nivel de conexión son aplicados al tiempo de establecer la conexión y esta basado simultáneamente en la caracterización de la conexión y el estado de la red.

Una vez que la conexión se ha realizado los controles del nivel de paquetes monitorean y reaccionan a el estado del flujo de tráfico de los usuarios; esto asegura que el tráfico generado dentro de la red se conduzca de acuerdo al procedimiento del control del nivel de conexión.

Para obtener la eficiencia en el uso de los recursos de la red, los controles del nivel de conexión cuentan con un mecanismo de distribución de la información del estado de la red, tal como el nivel correcto de ancho de banda permitido en el enlace.

Sin embargo debido a las pequeñas escalas de tiempo involucradas, los controles del nivel de paquetes no dependen de cualquier regeneración de información de la red.

Definimos los parámetros usados para representar las características del tráfico del usuario fuente, el cual tiene un significativo impacto en el ancho de banda necesitado para asegurar el grado de servicio deseado.

El tráfico conducido de la fuente es descrito usando un ejemplo de dos estados; un estado vacío en el que no se generan datos, o activo en el que se transmiten datos a una velocidad pico. La velocidad del tráfico en una conexión por eso esta en cualquiera de los dos estados denominados un estado vacío (transmitiendo a una velocidad cero) o un estado ocupado (transmitiendo a una velocidad pico). Un estado está definido por una secuencia back to back de paquetes, transmitida a la velocidad pico dentro de la red. Introducimos los siguientes parámetros para tipificar estas características.

- Velocidad pico de una conexión: R
- Velocidad media de una conexión: m
- Duración promedio de un periodo ocupado: b

Aquí asumimos que la magnitud de un periodo desocupado y ocupado son exponencialmente distribuidos e independientes uno del otro, bajo estas condiciones los parámetros ya mencionados caracterizan completamente la fuente. Estas condiciones posibilitan el proveer e implementar formular para el ancho de banda permitido.

Una técnica posible para capturar el impacto de más fuentes con periodos on/off no exponenciales es aproximar por medio de un complicado proceso de llegada, utilizando el proceso on/off asumido en este capítulo pero con promedio modificado en el periodo b , el nuevo parámetro b será escogido de tal manera que el impacto del complicado proceso de llegada, sobre los requerimientos de ancho de banda, es esencialmente capturado por su aproximación exponencial.

4.1.2 ANCHO DE BANDA PERMITIDO EN EL ENLACE Y ESTADO DE ENLACE.

Al tiempo de erigir una conexión, el nodo fuente determina el ancho de banda necesitado para soportar la conexión en diferentes redes de enlace, basandose en las características de conexión y el grado de servicio deseado. Este problema se vuelve complejo debido a que ha de ser transmitido en tiempo real.

Los procedimientos correspondientes deben por eso ser computacionalmente simple, así que sobretodo la complejidad radica en el requerimiento de tiempo real. Desarrollando aproximaciones eficientes para resolver el problema del ancho de banda permitido, que se pueda tratar para computos en tiempo real es tratado en la referencia (1). Esta sección asume los resultados de (1) para estimar el ancho de banda requerido para proveer un cierto grado de servicio en un enlace donde muchas conexiones son multiplexadas.

Las preguntas básicas para determinar el ancho de banda requerido para una conexión j , con parámetros (R_j, m_j, b_j) son:

Si esta conexión está entrando a un enlace k_l con la suma x_{k_l} de espacio en el buffer, cuál será la velocidad de transmisión para este enlace a realizarse con probabilidad de sobreflujo ϵ_{k_l} .

La velocidad de transmisión llamada la "CAPACIDAD EQUIVALENTE c_{j,k_l} " asociada con la conexión j de la red en el enlace k_l está dada por:

$$c_{j,k_l} = R_j \frac{Y_{j,k_l} - x_{k_l} + \left[(Y_{j,k_l} - x_{k_l})^2 + 4x_{k_l}\rho_j Y_{j,k_l} \right]^{1/2}}{2 Y_{j,k_l}} \quad (1)$$

Donde $Y_{j,k_l} = \ln(1/\epsilon_{k_l}) b_j (1 - \rho_j) R_j$ y $\rho_j = m_j / R_j$ es la probabilidad de que la conexión j este activa (en estado ocupado).

La capacidad equivalente c_{j,k_l} puede ser vista como el ancho de banda necesitado en el enlace k_l por la conexión j en aislamiento.

Esto captura los efectos de la conexión en los recursos del sistema (por ejemplo el tamaño del buffer) y el grado del servicio deseado (probabilidad de sobreflujo). En general c_{j,k_l} es menor que la velocidad pico pero mayor que la media.

La diferencia $c_{j,k_l} - m_j$ puede ser vista como el costo del grado de servicio deseado y se incrementa cuando ϵ_{k_l} decrece.

Cuando se agregan N conexiones en la red (posiblemente con características diferentes) el ancho de banda requerido c_M para llevar a cabo v_M , la probabilidad de la pérdida esta dada por la siguiente aproximación desarrollada en (1).

$$c_M = \min\{m + \alpha'\sigma, \sum_{j=1}^N c_{j,M}\} \quad (2)$$

donde la $c_{j,M}$ es obtenida en la ecuación (1).

$$\alpha' \cong (2 \ln 1/c_M - \ln 2\pi)^{1/2} \quad m = \sum_{j=1}^N m_j \quad \text{y} \quad \sigma = \sum_{j=1}^N \sigma_j^2$$

Donde la varianza σ_j^2 de la velocidad fija de la conexión j esta dada por:

$$\sigma_j^2 = m_j(R_j - m_j)$$

La ecuación (2) valia el impacto de las características de una conexión individual y provee una razonable posición en la estimación del ancho de banda requerido para soportar un conjunto dado de conexiones en la red.

El primer término ($m + \alpha'\sigma$) se basa en la aproximación Gaussiana de la velocidad de la conexión agregada enrutada sobre el enlace kl. Este término captura el comportamiento de la velocidad de los bits en la conexión agregada y provee una buena estimación del ancho de banda requerido con muchas conexiones con largos periodos de ocupado o relativamente baja utilización son multiplexadas en el mismo enlace de la red.

El segundo término $\sum_{j=1}^N c_{j,M}$ captura el impacto de las características de la fuente, en particular la duración del periodo ocupado, en el ancho de banda requerido. Este término provee una buena estimación para el ancho de banda para conexiones con pequeños periodos de ocupado.

Basandose en la ecuación (2), si cada enlace kl mantiene un vector de estado en el enlace L_{kl} de la forma:

$$L_{kl} = (\sum_{j=1}^N m_j, \sum_{j=1}^N \sigma_j^2, \sum_{j=1}^N c_{j,M})$$

Del cuál el ancho de banda permitido puede ser fácilmente computado como una buena conexión que es agregada o removida.

Si el vector del ancho de banda requerido para la conexión j en el enlace kl se toma de la forma:

$$r_{j,M} = (m_j, \sigma_j^2, c_{j,M})$$

Entonces el estado del enlace puede ser actualizado por la simple adición o sustracción del vector cada vez que una conexión en la red es agregada o removida del enlace k , por ejemplo el nuevo vector de enlace es obtenido sumando o restando al ya existente de la forma:

$$L_{k,l} \leftarrow L_{k,l} \pm r_{j,k,l}$$

4.1.3 SELECCION DE TRAYECTORIA Y CONTROL DE ADMISION.

Esta función procura maximizar la oportunidad de seleccionar una trayectoria capaz de soportar adecuadamente una nueva conexión la cual distribuya el tráfico de manera tal que permita utilizar los recursos de la red tan eficientemente como sea posible.

Para este propósito las trayectorias son seleccionadas dinámicamente por medio del nodo origen de una conexión como una función tanto de los requerimientos de la nueva conexión como del estado de la red.

Cada nodo tiene este requerimiento de información de los estados corrientes del enlace para todos los otros nodos de la red. Esta información esta guardada por cada nodo en su réplica local de la base de datos de la topología de la red.

El objetivo primario de la estrategia de la selección de trayectoria es maximizar la efectividad de los medios de enlace de la red. Minimizar el retardo punto a punto es un objetivo secundario. La intuición favorece trayectorias cortas para minimizar el total de los recursos de la red requeridos para encaminar una conexión dada, la cual produce la mejor utilización de la conexión.

4.1.4 ESTABLECIENDO CONEXIONES.

Una vez que es computada una trayectoria, un procedimiento de arreglo es iniciado, como parte de este procedimiento una conexión punto a punto organiza el flujo de paquetes sobre la trayectoria y es copiada por el nodo intermedio a lo largo de la trayectoria. Este arreglo de paquetes porta la información necesaria para que a lo largo de la trayectoria del enlace se pueda actualizar el estado del enlace y el nivel permitido de ancho de banda. Entonces el proceso de confirmación de la conexión inicia en el cual un mensaje de confirmación es transferido a cada nodo intermedio y posteriormente regresado a la fuente. Si alguno de los nodos intermedios no puede transferir el requerimiento de ancho de banda de la conexión solicitada; la conexión es denegada y el vector del estado del enlace retorna a su valor previo.

El algoritmo de computo de la trayectoria genera trayectos solamente basandose en la información guardada en la réplica local de la base de datos de la topología de la red.

Para mantener la información en la base de datos de la topología local tan al corriente como sea posible, es necesario que cada nodo notifique a otros de los cambios del estado de carga en el enlace, para este propósito cada nodo actualiza constantemente este vector del estado del enlace, como conexiones que son agregadas o removidas; en el caso de que una actualización resulte en una modificación substancial del estado del enlace, una transmisión es activada que distribuye la nueva información a los otros nodos de la red. El cambio es entonces registrado en todas las replicas locales de la base de datos de la topología de la red.

4.1.5 CONTROLES DEL NIVEL DE PAQUETES.

El flujo de datos es controlado por los mecanismos de control del nivel de paquetes; esto asegura que el tráfico generado dentro de la red se comporte como se asume por los procedimientos de control de la conexión y refuerza las diferentes clases de servicio que son soportadas dentro de la red.

Los controles de los puntos de acceso a la red consisten de un mecanismo de control de velocidad y un modulo de estimación del tráfico. Dentro de la red los nodos intermedios implementan diferentes schedulers y buffers de vigilancia para dar fuerza a las diferentes clases de servicio.

4.1.5.1 CONTROL DE VELOCIDAD.

Después de que se ha completado una conexión requerida, ésta ordena e inicia la transmisión, el mecanismo de control de congestión debe asegurar que el tráfico dentro de la red permanezca dentro del ancho de banda permitido. Un sistema de control de velocidad pico limita tanto la velocidad promedio de una conexión como el grado en que se le permiten ráfagas. Esto permitirá que se exceda por un corto periodo de tiempo la velocidad promedio para acomodar las ráfagas iniciales intrínsecas a la fuente.

La estrategia básica para el control preventivo de congestión consiste de un mecanismo de control de flujo que denominaremos buffered leaky bucket, el cual se opera en la fuente de cada par origen-destino.

La operación del mecanismo de control básico leaky bucket es como sigue:

Señales son generadas a un token pool (señal de umbral) de tamaño M a alguna velocidad fija γ . Cada señal dada da permiso para la transmisión de l bit de información. γ esta dada en bits/seg y M esta dada en bits. Un paquete puede entrar a la red solamente si el número de señales disponibles es tan grande como el tamaño del paquete (en bits). La velocidad pico del paquete que ingresa a la red es controlada por medio del uso de una función de espacio, esta función de espacio limita la velocidad máxima a la cuál puede inyectarse los paquetes dentro de la red y tiene un valor máximo β donde $\gamma \leq \beta \leq R$ (R es la velocidad pico en la fuente).

Cuando $\beta = R$ los paquetes de usuario hacen cola en el leaky bucket solamente cuando no hay señales suficientes disponibles.

En general β puede ser un tono que lleve a cabo un comercio seguro entre el fluido del tráfico del usuario y el total del ancho de banda reservada para esto.

Durante un periodo transitorio cuando los parámetros del tráfico son violados debido a la naturaleza aleatoria del tráfico de la conexión, antes de que se descargue el exceso de tráfico en la entrada de la red, es preferible frecuentemente transmitirlo etiquetandolo como "rojo" que es una etiqueta de violación, observando que no degrade el tráfico normal "verde" el cuál al mismo tiempo se mantiene en secuencia de transmisión con este. Esto se puede llevar a cabo si este tráfico "rojo" se descarta en la entrada de los nodos intermedios en cada congestión. Esto permite que los paquetes entren a la red sin ningún otro retardo.

En adición el control de acceso limita el volumen de tráfico "rojo" que a una conexión le es permitido, esto se lleva a cabo por medio de un limitador, el cuál previene el acceso de tráfico "rojo" en una conexión la cuál se mantiene a una máxima velocidad negociada.

4.1.5.2 ADAPTACION Y MONITOREO DE TRAFICO.

Las características del tráfico pueden cambiar con el tiempo. Los valores usados al establecer la conexión pueden variar. La detección de cambios significantes en estas características son la clave para proveer a los usuarios del tipo de desempeño que esperan, lo cuál permite un eficiente uso de los recursos de la red.

Por eso es importante tener la habilidad para estimar el flujo de tráfico y reaccionar dinámicamente a cambios en las características de la conexión. Puede ser que muchos usuarios inicialmente no sean capaces de especificar exáctamente las características de su tráfico, las cuáles son designadas como conexiones con incumplimiento.

Para detectar cambios en estas características frecuentemente se utiliza un monitoreo el cuál normalmente es usado también para detectar un mal comportamiento del usuario y tomar las acciones correctivas pertinentes.

4.1.5.3 MANEJO DEL BUFFER DEL NODO INTERMEDIO.

Los paquetes recibidos por un nodo intermedio pueden pertenecer a diferentes retardos (tiempo real y no real) y tener prioridades (rojo o verde), los niveles de prioridad son codificados en las cabeceras de los paquetes. El manejo de buffer en el nodo intermedio asegura que estos varios tipos de tráfico ofrezcan los niveles de servicio adecuados. El buffer en un enlace puede ser dividido en varios switches fifo los cuales pueden ser reservados de acuerdo a un orden de prioridad.

4.1.6 REFERENCIAS.

- 1.- R. Guérin H. Ahmadi and M. Naghsineh.
"Equivalent Capacity and its Applications to Bandwidth Allocation in High-Speed Networks".
IEEE J. Select Areas Commun. SAC-9 No. 7.
- 2.- I. Cidon, I. Gopal and R. Guérin.
"Bandwidth Management Congestion Control in plaNET".
IEEE Commun. Mag. Vol. 29 No. 10 Oct. 1991.
- 3.- L. Gun.
"An approximation method for Capturing Complex Traffic Behavior in High Speed Networks".
1992.
- 4.- P. Joss and W. Verbiest
A statical Bandwidth Allocation and Usage Monitoring Algorithm for ATM Networks.
1989.

4.2 MECANISMOS DE VIGILANCIA LEAKY BUCKET.

El mecanismo de vigilancia ha sido propuesto como un mecanismo preventivo para el control de congestión en redes super rápidas.

Este mecanismo esta diseñado para prevenir fuentes con exceso de tráfico en la red que causen condiciones de congestión la cuál afecte adversamente la calidad de servicio para otras conexiones en la red.

Aquí examinaremos la eficiencia del mecanismo de vigilancia leaky bucket por medio del análisis del medio y ajustar los coeficientes de variación del tiempo de intersalida de celdas del leaky bucket, asumiendo que el proceso de llegada es un proceso de dos estados MMBP (Markov Modulated Bernoulli Process). El leaky bucket puede ser ademas configurado para restringir la velocidad promedio o el exceso de tráfico pero no ambos simultáneamente.

4.2.1 INTRODUCCION.

La introducción de redes de comunicación de alta velocidad fué cultivando demandas en el área de control de congestión. Estas demandas provienen principalmente debido a los grandes anchos de banda, las largas transmisiones por fibra óptica. Muchas de las técnicas que son aplicables para las tradicionales redes de baja velocidad, no pueden brindar un eficiente servicio para las aplicaciones que emergen las cuáles demandan un alto ancho de banda, baja pérdida de celdas y baja variabilidad en retardos en la red de comunicaciones.

En el área de control de congestión, hay dos técnicas principales las cuáles son consideradas normalmente: control reactivo y control preventivo.

En el control reactivo la congestión es detectada después y las medidas apropiadas son tomadas en reacción a los condiciones de congestión. El control preventivo de congestión busca prevenir la congestión antes, ya que esta puede afectar adversamente la calidad del servicio.

El mecanismo de vigilancia ha sido propuesto como una técnica de control de congestión preventivo para controlar el comportamiento de la fuente de tráfico en la interface (usuario-red). Un mecanismo de vigilancia asegura que el tráfico de la fuente sea conformado de acuerdo al contrato, el cuál se ha negociado con la red al tiempo que una conexión se establece. El contrato puede especificar una velocidad promedio, una velocidad pico y la cantidad de ráfagas que la red garantice a la fuente. Un parámetro que mida las ráfagas permitirá a la fuente de tráfico que temporalmente exceda la velocidad promedio negociada para un corto periodo de tiempo.

Una fuente que viole los parámetros puede afectar la calidad de servicio de otras conexiones en la red. La importancia de un mecanismo de vigilancia está especialmente en estas redes donde las conexiones son soportadas usando multiplexeo estático y/o arquitecturas de buffers de mediana capacidad.

El más popular mecanismo de vigilancia para redes de alta velocidad es el leaky bucket (16). El leaky bucket permite un tráfico de la fuente que temporalmente exceda la velocidad promedio negociada con la red, lo cual al mismo tiempo limita el promedio de velocidad de las celdas sometidas a la red.

En este capítulo examinaremos las capacidades del leaky bucket para restringir tráfico de la fuente de acuerdo al límite propuesto por el contrato negociado. La selección de una descripción apropiada para el grado en que se presentan ráfagas de tráfico fuente. Esta medida permite evaluar la efectividad del leaky bucket.

La velocidad media con los coeficientes de variación de los tiempos de inter-llegada representan los parámetros que establece el contrato de tráfico. Empezamos por representar un análisis del Proceso de Bernoulli Modulado por Markov (MMBP, Markov Modulated Bernoulli Process) con dos estados, el cual representará el proceso de llegada de las celdas a el leaky bucket.

4.2.2 EL PROCESO DE LLEGADA MMBP.

Modelar una red de comunicaciones requiere la selección de un apropiado proceso de llegada para representar las llegadas en un sistema real. El proceso de llegada típicamente es representado usando la suposición Markoviana.

En redes de alta velocidad el modelo de llegada puede variar de una fuente con velocidad constante a una fuente con gran cantidad de ráfagas. Una fuente con ráfagas puede transmitir celdas a una velocidad pico en un monto variable de tiempo, seguido durante un periodo en el cual la fuente no transmite celdas. Alternativamente, la fuente puede variar con el tiempo, idealmente un proceso de llegada será capaz de representar exactamente cada uno de estos tipos de modelos de llegada. La Modulación de Markov para el Proceso de Bernoulli (MMBP) ha sido propuesta como un conveniente proceso de llegada para usarse en el análisis de redes de alta rapidez.

El MMBP (figura 1) es un proceso de tiempo discreto y estado discreto. Asumimos que el tiempo es raturado y que un único cambio de estado puede ocurrir al comienzo de una ranura seguido inmediatamente por un proceso de llegada. En el comienzo de una ranura el proceso de llegada se mueve de la fase 1 a la fase 2 con probabilidad $1-p$, y se mueve de la fase 2 a la fase 1 con probabilidad $1-q$.

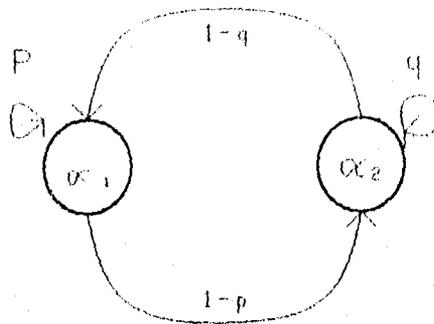


Figura 1: PROCESO DE ARRIBO MMBP.

Durante la fase 1, la llegada ocurre de acuerdo al proceso de Bernoulli con probabilidad α_1 , y durante la fase 2 la llegada ocurre con probabilidad α_2 .

Los dos estados MMBP usados aquí son un caso especial del DMAP (Discrete Time Markovian Arrival Process) y el análisis prescrito puede ser generalizado para usarse con el DMAP.

El MMBP se reduce a el Proceso de Bernoulli Interrumpido (IBP) cuando $0 < \alpha_1 \leq 1$ y $\alpha_2 = 0$ y esto se convierte en un proceso de Bernoulli cuando $p+q = 1$.

En esta sección calculamos la media, el segundo momento y los coeficientes de variación del tiempo de interllegada en el proceso MMBP.

La probabilidad de que el proceso de llegada este en la fase 1 durante cualquier ranura de tiempo dado es $(1-q)/(2-p-q)$ y la probabilidad de que este en la fase 2 es $(1-p)/(2-p-q)$. El número esperado de llegadas por ranura de tiempo p puede ser escrito como:

$$p = [\alpha_1(1-q)]/(2-p-q) + [\alpha_2(1-p)]/(2-p-q)$$

El intervalo medio de tiempo llega a ser $E[x] = 1/p$. Para evaluar el momento de segundo orden del intervalo de tiempo recurrimos al uso de funciones generatrices.

Siguiendo el desarrollo de Briem [3] se obtiene c_{ij} que representa la probabilidad de que el proceso de llegada se mueva de la fase i a la fase j durante una única ranura y que no ocurra la llegada, así tenemos que d_i representa la probabilidad de que la llegada ocurra durante una ranura dado que el proceso de llegada inicia en la fase i podemos escribir las matrices $C = [c_{ij}]$ y $D = [d_i]$ como sigue:

$$C = \begin{bmatrix} p(1-\alpha_1) & (1-p)(1-\alpha_2) \\ (1-q)(1-\alpha_1) & q(1-\alpha_2) \end{bmatrix} \quad D = \begin{bmatrix} p\alpha_1 & (1-p)\alpha_2 \\ q\alpha_2 & (1-q)\alpha_1 \end{bmatrix}$$

Con ambas describimos completamente el proceso de llegada; tenemos $G_1(z)$ y $G_2(z)$ que representan la función generatriz de probabilidad de la distribución del tiempo de inter-llegada.

Dado que el proceso de llegada inicia en la fase 1 o fase 2, respectivamente entonces podemos escribir:

$$\begin{bmatrix} G_1(z) \\ G_2(z) \end{bmatrix} = \sum_{n=1}^{\infty} C^{n-1} D_2^n \quad (3)$$

Donde el i -ésimo elemento en el vector $C^{n-1} D$ representa la probabilidad de que la primera celda llegue después de n ramuras de tiempo. Tenemos que el proceso de llegada inicia en la fase i . Con un poco de algebra y

$$\begin{bmatrix} G_1(z) \\ G_2(z) \end{bmatrix} = Z(I - C_2)^{-1} D \quad (4)$$

$$\begin{bmatrix} G_1'(1) \\ G_2'(1) \end{bmatrix} = (I - C)^{-2} D \quad (5)$$

$$\begin{bmatrix} G_1''(1) \\ G_2''(1) \end{bmatrix} = 2(I - C)^{-3} C D \quad (6)$$

Donde $G_1'(1)$ y $G_2''(1)$ representan la primera y la segunda derivada de la función generatriz evaluada en $z = 1$. La probabilidad de que una ranura de tiempo contenga una llegada durante la fase 1 o la fase 2 puede ser escrito como:

$$P_{(\text{llegada de fase 1})} = [\alpha_1(1 - q)] / (2 - p - q) \quad (7)$$

$$P_{(\text{llegada de fase 2})} = [\alpha_2(1 - p)] / (2 - p - q) \quad (8)$$

También la probabilidad de que la llegada durante la fase 1 o la fase 2 dado que una llegada ocurre en una ranura de tiempo podemos escribir:

$$P_{(\text{llegada de fase 1} | \text{llegada})} = [P_{(\text{llegada de fase 1})}] / P_{(\text{llegada})} = 1 / \{ 1 + [\alpha_2(1 - p) / \alpha_1(1 - q)] \} \quad (9)$$

$$P_{(\text{llegada de fase 2} | \text{llegada})} = 1 / \{ 1 + [\alpha_1(1 - q) / \alpha_2(1 - p)] \} \quad (10)$$

Ahora la media, segundo momento y coeficientes de variación del tiempo de interllegada están dados por:

$$E[x] = \{ G_1'(1) / [1 + [\alpha_2(1 - p) / \alpha_1(1 - q)]] \} + \{ G_2'(1) / [1 + [\alpha_1(1 - q) / \alpha_2(1 - p)]] \} \quad (11)$$

$$E[x^2] = E[x] + G_1''(1) / [1 + (\alpha_2(1-p)/\alpha_1(1-q))] + [G_2''(1) / (1 + \alpha_1(1-q)/\alpha_2(1-p))] \quad (12)$$

$$C^2 = [\text{Var}(x)/E^2(x)] = [E[x^2] - E^2[x]]/E^2[x] \quad (13)$$

4.2.3 EL LEAKY BUCKET.

El leaky bucket ha sido propuesto como un mecanismo de vigilancia para usarse en redes de alta velocidad. La figura 2 muestra la estructura de un leaky bucket.

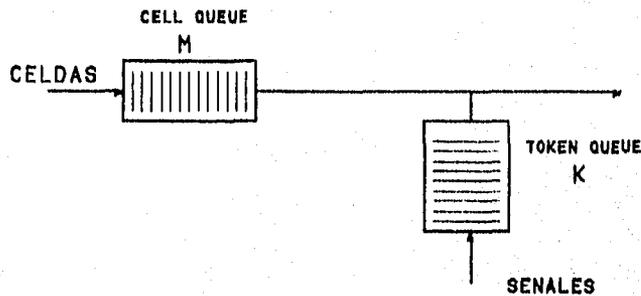


Figura 2: LEAKY BUCKET.

Hay dos lugares de espera; una **CELL QUEUE** de tamaño M y una **TOKEN POOL** de tamaño K . Una celda entrando al leaky bucket inmediatamente sabe si al menos una señal en la token pool; si el token pool esta vacío, la celda espera en la cell queue por una señal.

El tiempo es dividido en intervalos regulares de tiempo de N ranuras. Si la token pool esta llena la señal es retardada. Si hay una celda esperando en la cell queue cuando la señal llega entonces la primer celda en espera inmediatamente consume la señal que llega y sale del leaky bucket.

Una leaky bucket sin una cell queue es frecuentemente denominada **UNBUFFERED LEAKY BUCKET** y con una celda queue finita es llamada **BUFFERED LEAKY BUCKET**. Un buffered leaky bucket es frecuentemente utilizado como un mecanismo para arreglar tráfico, mas que como un mecanismo de vigilancia.

El mecanismo arreglador de tráfico está diseñado para ajustar las ráfagas de las corrientes de celdas entrando a la red retardando las celdas.

La función de retardo de un arreglador de tráfico opera solamente en las celdas que violan el contrato de tráfico. Aquí nos referimos al buffered leaky bucket como un mecanismo de vigilancia, más que como un mecanismo ajustador de tráfico.

Dado que todas las celdas que llegan a la red entran con una señal, la velocidad de las celdas entrando a la red está limitada por la velocidad de generación de la señal. El tamaño del Token Pool obliga a un número máximo de salidas consecutivas del leaky bucket sin una sola celda pérdida. Un gran tamaño de Token Pool permitirá grandes ráfagas de celdas a entrar a la red y menos retardo promedio en la cell queue para un buffered leaky bucket.

4.2.4 ANALISIS DEL LEAKY BUCKET.

Estudios previos del leaky bucket se han concentrado en determinar la probabilidad de pérdida de celdas. En [1] se desarrolla la transformada de Laplace de la distribución de tiempo de la inter-salidas del leaky bucket (ambos buffered y unbuffered) utilizando el proceso de llegada de Poisson. Ahí se usa la transformada de Laplace para buscar los coeficientes de varación del tiempo de inter-salida.

En [4] Butto desarrolla una aproximación de la probabilidad de pérdida en el leaky bucket en un proceso de llegada de dos estados on/off.

En este capítulo haremos un análisis aproximado de la función generatriz de probabilidad para la distribución del tiempo de inter-salida de las celdas del buffered leaky bucket, utilizando una llegada de dos estados MMBP. Su análisis es exacto para casos especiales.

Obtenemos el momento de segundo orden y el coeficiente de variación del tiempo de inter-salida de las celdas directamente de la función generatriz de probabilidad.

El análisis del leaky bucket está basado en una cadena de Markov en el instante en que la señal llega. El estado del sistema es representado por el estado del leaky bucket y la fase del proceso de llegada considerado inmediatamente antes del instante de que llegue la señal. El estado del leaky bucket puede ser representado por medio de una única variable de estado.

Tenemos que X_n y W_n denotan el estado del leaky bucket y la fase del proceso de llegada respectivamente, inmediatamente antes de la llegada de la n -ésima señal.

Tenemos que T_n representa el instante en que la n -ésima señal llega. Si hay k señales en la Token Pool y m -celdas en la cell queue en la n -ésima señal de llegada entonces $X_n = K-k+m$ describe completamente el estado del leaky bucket. Si $X_n = 0$ cuando $k = K$ y m debe ser cero lo cual significa que la Token Pool está llena y la cell queue esta vacía.

Si $X_n = M+K$ cuando $M = m$ y $k=0$ significa que la Token Pool esta vacía y la cell queue está llena.

El proceso de llegada a el leaky bucket esta dado por un MMBP con dos fases. W_n tomará uno de los valores 1 o 2. La secuencia de eventos durante una ranura de tiempo es; señal de llegada (si la hay), cambio de estado de un proceso de llegada de la celda.

El estado del sistema inmediatamente antes del instante en que llegue una señal es descrito por variables aleatorias (X_n, W_n) . El número de llegadas que puede ocurrir durante N ranuras de tiempo está determinado de acuerdo a los parámetros del MMBP. La cadena de Markov representada por la variable aleatoria X_n y W_n es aperiódica e irreducible y aquí la probabilidad de un estado estable existe y es independiente del estado inicial. Ignoraremos casos donde la cadena de Markov no es irreducible como donde $N=1$ y $M+K>1$. Tenemos:

$$P_i^j = P(X=i, W=j), 0 \leq i \leq M+k, j = 1, 2 \quad (14)$$

y tenemos la distribución de probabilidad de union para (x, w) expresada como:

$$P = [P_0^1, P_0^2, \dots, P_{M+K}^1, P_{M+K}^2] \quad (15)$$

Podemos resolver para la probabilidad de estado usando el conjunto de ecuaciones lineales $P=PQ$, donde Q es la matriz de velocidad. La matriz de velocidad está determinada por el número de llegadas, el cuál ocurrirá en N ranuras y la probabilidad de que el proceso de llegada se mueva de la fase j a la k . Tenemos que $a_{j,k}(i, \cdot)$ representa la probabilidad de que lleguen i -celdas y el proceso de llegada se mueva de la fase j a la k , durante el periodo de i -ranuras de tiempo.

Podemos ver que la probabilidad $[a_{j,k}(0,1)]$ está representada por la matriz C como se define en la ecuación (1), y la probabilidad $[a_{j,k}(1,1)]$ está expresada por:

$$B = [a_{j,k}(1,1)] = \begin{bmatrix} p\alpha_1 & (1-p)\alpha_2 \\ (1-q)\alpha_1 & q\alpha_2 \end{bmatrix}$$

Definimos R para ser una matriz de transición de un paso asociada con el proceso calculado por Markov del número de llegadas durante N ranuras.

$$R = \begin{bmatrix} C & B & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & C & B & 0 & \dots & 0 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ 0 & 0 & 0 & \dots & C & B \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 0 & I \end{bmatrix}$$

Donde I representa una matriz identidad de 2×2 .

Definimos $A_i = [a_{j,k}, (i, N)]$ donde la matriz A_i es obtenida del i -ésimo elemento del primer renglon en la matriz R^N . Así ahora la matriz de velocidad Q está definida por:

$$Q = \begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 & \dots & \bar{A}_{M+K} \\ A_0 & A_1 & A_2 & \dots & \bar{A}_{M+K} \\ 0 & A_0 & A_1 & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & A_0 & \bar{A}_1 \end{bmatrix}$$

$$\bar{A}_i = [\bar{a}_{j,k}(i, N)] \quad 1 \leq i < M+K$$

Donde $a_{j,k}(i, N)$ representa la probabilidad de que i o más celdas lleguen y el proceso de llegada se mueva de la fase j a la k , durante N ranuras de tiempo.

Estas posibilidades se pueden escribir como:

$$\bar{a}_{j,k}(i, N) = \{1 - \sum_{l=0}^{i-1} a_{j,l}(l, N) - \sum_{l=0, k \neq l}^{M+K} a_{j,l}(l, N), \quad 0 < i \leq N, \quad j, k = 1, 2$$

Donde $\bar{a}_{j,k}(i, l) = 0 \quad l > N \quad j, k = 1, 2$

4.2.4.1 TIEMPO DE INTER-SALIDA.

Tenemos que $P_{\text{Cell Loss}}$ denota la probabilidad de que una celda arbitraria que llegue sea pérdida y tenemos que $P_{\text{Token Loss}}$ es la probabilidad de que una señal arbitraria sea retardada. Todas las señales que no estén retardadas eventualmente abandonan el leaky bucket junto con una celda. Por ello podemos escribir:

$$(1 - P_{\text{Cell Loss}})Np = P_{\text{Token Loss}}$$

$$P_{\text{Cell Loss}} = \{1 - [1 - (P_{\text{Cell Loss}})]/Np\}$$

Donde P es el número esperado de llegadas por ranura. Una señal es retardada cada vez que ésta llegue a una Token Pool llena, de aquí que:

$$P_{\text{Token Loss}} = P^1_0 + P^2_0$$

El tiempo medio de inter-salida de las celdas del leaky bucket está dado por:

$$E[Y] = 1/[\rho(1 - P_{Cell Loss})]$$

Donde Y es la variable aleatoria y representa el tiempo de inter-salida de las celdas.

4.2.4.2 PROBABILIDAD DE PERDIDA DE CELDAS DEPENDIENDO DE LA FASE.

La sección previa trata con la probabilidad de pérdida de celdas para una llegada arbitraria. En esta sección derivamos la probabilidad de pérdida de celda para una llegada la cuál ocurre durante una fase particular del proceso de llegada. Estas probabilidades serán usadas mas tarde en la derivación del momento de segundo orden del tiempo de inter-salida de las celdas del leaky bucket.

Numeramos las ranuras entre dos señales de llegada sucesivas de 1 a N (ver fig. 3).

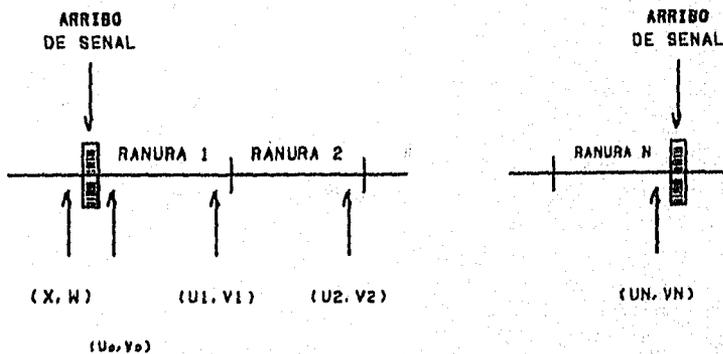


Figura 3: DEFINICION DE U_i .

Tenemos que (U_i, V_i) es el estado del sistema inmediatamente antes del fin de la i -ésima ranura ($U_i = K - k + m$) donde k es el número de señales y m es el número de celdas en el leaky bucket, asimismo V_i representa la fase del proceso de llegada.

El par (U_0, V_0) representa el estado del sistema inmediatamente después que una señal llega y antes de que cambie el estado del proceso de llegada en la primera ranura. Definimos las siguientes variables aleatorias en el instante antes de que la señal llegue:

- Y_1 = Número de llegadas durante N ranuras de tiempo en la fase 1.
 Y_2 = Número de llegadas durante N ranuras de tiempo en la fase 2.
 Z_1 = Número de llegadas retardadas durante N ranuras de tiempo en la fase 2.
 Z_2 = Número de llegadas retardadas durante N ranuras en la fase 2.

Las variables aleatorias V_0 y X están relacionadas como sigue:

$$U_0 = \begin{cases} x-1, & x > 0 \\ 0 & x = 0 \end{cases}$$

La distribución de probabilidad para U_0 y V_0 es:

$$P(U_0 = i, V_0 = j) = \begin{cases} P_0^j + P_1^j & i = 0, \quad j = 1, 2 \\ P_{i+1}^j & 0 < i < M+K, \quad j = 1, 2 \\ 0 & i = M+K, \quad i = 1, 2 \end{cases} \quad (19)$$

Los valores aleatorios de Z_1 y Z_2 dependen del estado del leaky bucket en el momento de que la señal llegue T_n , así sucesivamente:

$$P_{Loss1} E[Y_1] = \sum_{i,j} E[Z_1 | U_0 = i, V_0 = j] P(U_0 = i, V_0 = j) \quad (20)$$

$$P_{Loss2} E[Y_2] = \sum_{i,j} E[Z_2 | U_0 = i, V_0 = j] P(U_0 = i, V_0 = j) \quad (21)$$

Donde P_{Loss1} y P_{Loss2} son la probabilidad de pérdida de celdas para una llegada en la fase 1 y 2 respectivamente.

$E[Y_1]$ y $[Y_2]$ son obtenidos de la probabilidad de que una ranura contenga una llegada.

$$E[Y_1] = [N\alpha_1(1-q)]/(2-p-q) \quad (22)$$

$$E[Y_2] = [N\alpha_2(1-q)]/(2-p-q) \quad (23)$$

Donde el leaky bucket llega al estado donde se satura y no puede aceptar mas celdas, todos las subsecuentes llegadas de celdas serán retardadas hasta que llegue la siguiente señal. Las variables aleatorias Z_1 y Z_2 están determinadas por la probabilidad de que el leaky bucket primero entre en este estado en la i -ésima ranura de tiempo después de que una señal llegue y el número esperado de celdas de cada fase la cuál llegará en $N-i$ ranuras de tiempo. Tenemos:

$$f_{ij,rs}^{(i)} = P(U_i = r, V_i = s \mid U_{i-1} = r-1, V_0 = i, V_0 = j) \quad (24)$$

Esta es la probabilidad de que el estado del sistema este dado por $(U_i, V_i) = (r, s)$ en la i -ésima ranura de tiempo dado que $(U_0, V_0) = (i, j)$ inmediatamente después la señal llega cuando $r = M+K, f_{ij,rs}^{(i)}$

representa la probabilidad de que el tránsito en el estado del leaky bucket no le permita aceptar mas celdas. Dado que el sistema inicia en el estado $(U_0, V_0) = (i, j)$, el tiempo para el primer tránsito (ver Feller [8]) está calculado como sigue:

$$f_{ij, M+K, S}^{(l)} = \sum_{l, u} f_{ij, u}^{(l-1)} f_{u, M+K, S}^{(1)}, \quad l > 1, \quad j, S = 1, 2, \quad 0 \leq i < M+K \quad (25)$$

$$f_{M+K, j, M+K, S}^{(l)} = 0, \quad j, S = 1, 2 \quad (26)$$

La probabilidad de un paso $f_{u, s}^{(1)}$ es obtenida discretamente de la matriz de transición de un paso R en la ecuación (16). Ahora podemos escribir:

$$\begin{aligned} E[Z_1/U_0 = i, V_0 = j] &= \sum_{l, s} f_{ij, M+K, S}^{(l)} E[Y_{1, N-1}/V_l = s] \\ &= \sum_{l, s} f_{ij, M+K, S}^{(l)} \sum_{n_1} n_1 P_{N-1}(n_1 | V_l = s) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} E[Z_2/U_0 = i, V_0 = j] &= \sum_{l, s} f_{ij, M+K, S}^{(l)} E[Y_{2, N-1}/V_l = s] \\ &= \sum_{l, s} f_{ij, M+K, S}^{(l)} \sum_{n_2} n_2 P_{N-1}(n_2 | V_l = s) \end{aligned}$$

Donde $E[Y_{i, j}/V_l = s]$ representa el número esperado de llegadas i de la fase ($i=1,2$) en j ranuras, dado que el proceso de llegada inicia en la fase S .

El termino $P_{N-1}(n_i | V_l = s)$ representa la probabilidad de que n_i llegadas ocurran durante $N-i$ ranuras, dado que el proceso de llegada inicia en la fase S en el inicio de la primer ranura de tiempo. Esta probabilidad puede ser determinada usando un conjunto de ecuaciones descritas en [10].

4.2.4.3 FUNCION GENERATRIZ DE PROBABILIDAD DEL TIEMPO DE INTERSALIDA DE CELDAS.

En esta sección obtendremos aproximadamente la función generatriz de probabilidad del tiempo de intersalida de celdas, por medio de la cuál podremos obtener el coeficiente de variación del tiempo de intersalida de las celdas. Mostraremos que el análisis del buffered leaky bucket es exacto donde el tamaño del token pool K es mayor que el tiempo de llegada N de la señal y el proceso de llegada es un Proceso de Bernoulli Interrumpido (IBP) donde $0 < \alpha_1 \leq 1$, además notaremos que el tiempo de intersalida de celdas del buffered leaky bucket con un tamaño K de token pool y un tamaño M de cell queue es el mismo que el de un unbuffered leaky bucket con tamaño de token pool de $M+K$.

Obtendremos la función generatriz de probabilidad del tiempo de intersalida de una señal de llegada, la cuál se va a etiquetar.

Cuando sale la señal de etiqueta abandona el sistema en uno de los tres estados:

- a) La señal de etiqueta sale inmediatamente y deja atrás una o más celdas en la cell queue.
- b) La señal de etiqueta sale inmediatamente y abandona el sistema sin dejar ninguna celda.
- c) La señal de etiqueta no sale inmediatamente sobre esta llegada.

Analizaremos cada uno de estos casos en la siguiente sección y obtendremos la función generatriz de probabilidad del tiempo de intersalida.

4.2.4.4 SEÑAL DE ETIQUETA QUE ABANDONA UNA CELL QUEUE NO VACIA.

La probabilidad de que el estado del sistema esté dado por $(x, w) = (i, j)$ inmediatamente después de que una señal de etiqueta fué adecuadamente aceptada por el sistema es:

$$\bar{P}_i^j = [P_{i+1}^j] / (1 - P_0^1 - P_0^2)$$

Si una señal llega a el leaky bucket e inmediatamente sale del sistema dejando atrás una o más celdas, entonces la próxima salida ocurrirá sobre la llegada de la próxima señal de N ranuras de tiempo. Este evento ocurre con una probabilidad:

$$\sum_{i=k+1}^{M+k} \sum_{j=1,2} P_i^j$$

Donde P_i^j está dada por la ecuación (2). Aquí la función generatriz de la distribución del tiempo de intersalida condicionado a una señal de salida cell queue no vacía es:

$$H_1(z) = \sum_{i=k+1}^{M+k} \sum_{j=1,2} \tilde{P}_i^j z^N$$

4.2.4.5 SEÑAL DE ETIQUETA QUE ABANDONA UNA CELL QUEUE VACIA.

Con la probabilidad $P_k^1 + P_k^2$, la señal de etiqueta saldrá inmediatamente después de una llegada a el sistema abandonando el leaky bucket sin señales en la cell queue.

Si llega la menor cantidad de celdas antes de que llegue la señal entonces la próxima salida ocurrirá inmediatamente después del instante de que la próxima señal llegue (caso 1 figura 4).

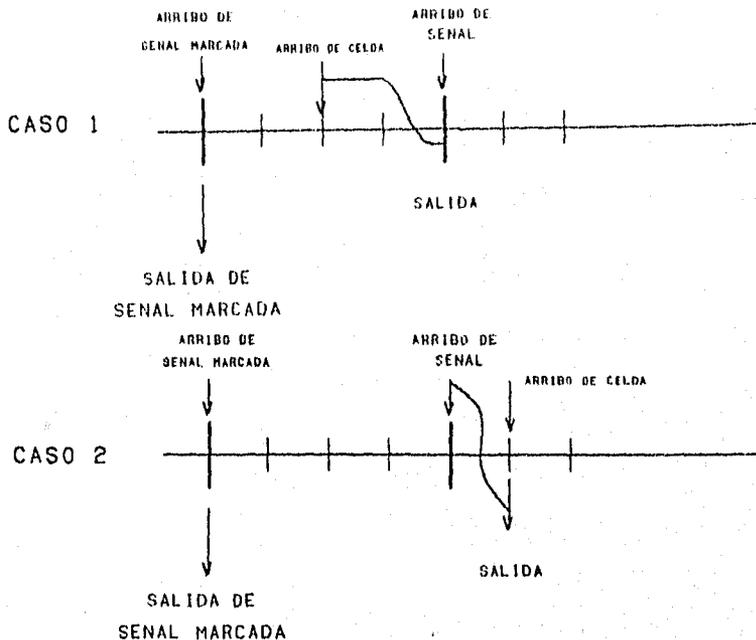


Figura 4: SEÑAL MARCADA QUE SALE Y CELL QUEUE VACIA.

En este caso la función generatriz para la distribución del tiempo de intersalida condicionado con este evento es simplemente Z^N . Si ninguna llegada ocurre durante este periodo, la próxima salida ocurrirá cuando la primera celda llegue, después la siguiente señal llegará (caso 2 figura 4). En este caso la función generatriz para la distribución del tiempo hasta que ocurra la próxima salida será $Z^N G_1(Z)$ si el proceso de llegada está en la fase 1, si el proceso de llegada está en la fase 2 será $Z^N G_2(Z)$.

De el análisis del proceso de llegada MMBP tenemos que $a_{j,k}(0, N)$ representa la probabilidad de que cero llegadas ocurran en N ranuras y que el proceso de llegada se mueva hacia la fase K en N ranuras, dado que inicia en la fase j . Esta probabilidad es fácilmente obtenida de los primeros dos renglones de la matriz R^N dada por la ecuación (16). Ahora la función generatriz para la distribución del tiempo de intersalida condicionado en la cuál la señal de etiqueta abandona la cell queue vacía.

$$H_2(Z) = Z^N G_1(Z)(P_k^1 a_{11}(0, N) + P_k^2 a_{21}(0, N) + Z^N G_2(Z)(P_k^1 a_{12}(0, N) + P_k^2 a_{22}(0, N) + Z^N (P_k^1 (1 - a_{11}(0, N)) - a_{12}(0, N) + Z^N (P_k^2 (1 - a_{21}(0, N)) - a_{22}(0, N)))$$

4.2.4.6 SEÑAL DE ETIQUETA QUE SALE INMEDIATAMENTE.

Hay dos eventos a considerarse cuando la señal de etiqueta procede a esperar en la token pool después de una llegada: la señal de etiqueta sale antes del instante en que ocurra la siguiente señal, o después. Consideraremos el caso 1 (ver figura 5).

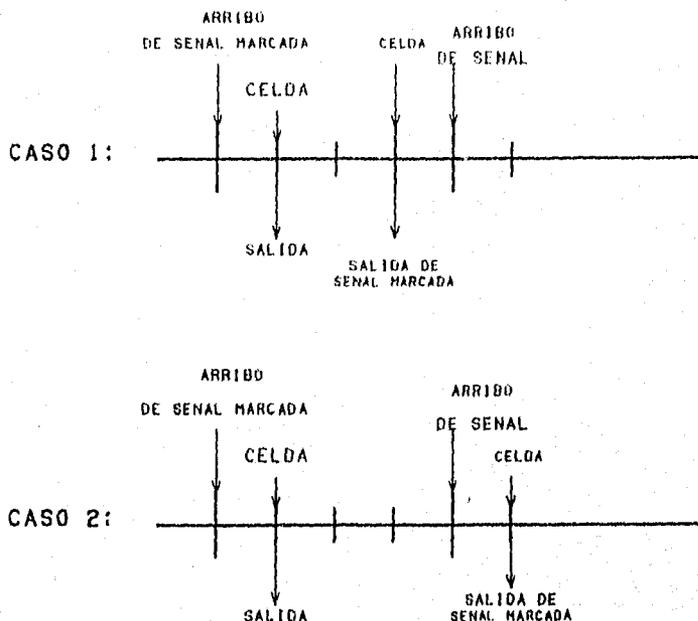


Figura 5: SEÑAL MARCADA QUE NO SALE INMEDIATAMENTE.

Definimos q_l^k como la probabilidad de que la señal de etiqueta salga en la ranura de tiempo l ($l=1,2,\dots,N$), antes de que la siguiente señal llegue abandonando una token pool no vacía y el proceso de llegada en el estado k .

Usando las ecuaciones (24) y (29) tenemos:

$$q_l^k = \sum_{i=0}^{k-1} \sum_{j=1,2} \{ [P_{i+1}^j] / (1 - P_0^1 - P_0^2) \} f_{ij}^k, \quad l = 1, 2, \dots, N \quad k = 1, 2 \quad (32)$$

La función generatriz de la distribución del tiempo de inter-salida condicionada a este evento es:

$$H_3(Z) = \sum_{j=1}^{N-1} Z^{n-j} [q_j^1 (a_{11}(0, N) G_1(z) + a_{12}(0, N-l) G_2(Z) + q_j^2 (a_{22}(0, N-l) G_2(Z) + a_{21}(0, N-l) G_1(Z) + q_j^1 (1 - a_{11}(0, N-l) - a_{12}(0, N-l) + q_j^2 (1 - a_{21}(0, N-l) - a_{22}(0, N-l)) + q_N^1 G_1(Z) + q_N^2 G_2(Z) \quad (33)$$

En el segundo evento la señal de etiqueta sale después de que llegue la siguiente señal (caso 2 figura 5). La señal de etiqueta saldrá después del instante de que llegue la señal de probabilidad:

$$1 - [\sum_{l=1}^N q_l^1 + q_l^2] - \sum_{i=k, j=1,2}^{M+K} P_i^j \quad (34)$$

La señal de etiqueta saldrá después de la señal de llegada y abandonará la token pool vacía si ésta oculta la última posición de la token pool.

Hemos encontrado empíricamente que el tamaño del leaky bucket (M+K) necesario para llevar a cabo el requerimiento de probabilidad de celdas perdidas menor a 10^{-9} el cuál será varias veces mas grande que el intervalo de tiempo N.

Tenemos que d_1 y d_2 son la probabilidad de que el proceso de llegada este en fase 1 o 2 respectivamente, inmediatamente después de que sale la señal etiquetada. Usamos d_1 y d_2 como aproximaciones para la correspondiente probabilidad de salida del buffered leaky bucket.

La aproximación está dada exactamente si el proceso de llegada es un IBP con: $0 < \alpha_1 \leq 1$ o un proceso de Bernoulli. En este caso $\alpha_2 = 0$ y $d_1 = 1$, el cuál es el valor exacto para la probabilidad de salida en el buffered leaky bucket.

Cuando la velocidad de llegada de la celda sea mayor que la velocidad de la señal, entonces las celdas tendrán a esperar en la cell queue y la aproximación será menos exacta. Aproximando el tamaño de la cell queue a cero podemos escribir:

$$\begin{aligned} d_1 &= p(\text{proceso de llegada en la fase 1/salida}) \\ &= [(1 - P_{\text{loss}})P(\text{llegada en la fase 1})]/P(\text{salida}) \\ d_2 &= [(1 - P_{\text{loss}})P(\text{llegada en la fase 2})]/P(\text{salida}) \end{aligned}$$

donde :

$$P_{\text{salida}} = [(1 - P_{\text{loss}})P(\text{llegada en la fase 1}) + (1 - P_{\text{loss}})P(\text{llegada en la fase 2})]$$

$$P(\text{llegada } i \text{ en la fase } i) \text{ donde } i=1,2 \text{ está dado por las ecuaciones (7) y (8)}$$

La función generatriz para la distribución del tiempo de intersalida condicionado en el evento en el cuál la señal etiquetada sale después de la llegada de la siguiente señal, está dada por:

$$H_4(Z) = \{1 - [\sum_{l=1}^N q_l^1 + q_l^2] - \sum_{i=k, j=1,2}^{M+K} P_i^j\} [d_1 G_1(Z) + d_2 G_2(Z)] \quad (35)$$

4.2.4.7 FUNCION GENERATRIZ DEL TIEMPO DE INTERSALIDA.

Las ecuaciones (30), (31), (33) y (35) darán como resultado la función generatriz de la distribución del tiempo de intersalida $H(Z)$. De la función generatriz podemos obtener el segundo momento del tiempo de intersalida $E[Y^2]$.

El segundo momento del tiempo de intersalida de las celdas del buffered leaky bucket es:

$$\begin{aligned}
 E[Y^2] = E[Y] + \sum_{l=1}^{N-1} \{ & [q_l^1 a_{N-l}(11) + q_l^2 a_{N-l}(21)] [G_1^-(1) + (N-l)(2G_1^-(1) + (N-l-1))] \\
 & + [q_l^1 a_{N-l}(12) + q_l^2 a_{N-l}(22)] [G_2^-(1) + (N-l)(2G_2^-(1) + (N-l-1))] + \\
 & + (N-l)(N-l-1) [q_l^1 (1 - a_{N-l}(11) - a_{N-l}(12)) + q_l^2 (1 - a_{N-l}(21) - a_{N-l}(22))] + \\
 & q_N^1 G_1^-(1) + q_N^2 G_2^-(1) + [G_1^-(1) + 2NG_1^-(1) + N(N-1)] [\tilde{P}_k^1 a_N(11) + \tilde{P}_k^2 a_N(21)] + \\
 & + [G_2^-(1) + 2NG_2^-(1) + N(N-1)] [\tilde{P}_k^1 a_N(12) + \tilde{P}_k^2 a_N(22)] + \\
 & N(N-1) \{ \tilde{P}_k^1 [1 - a_N(11) - a_N(12)] + \tilde{P}_k^2 [1 - a_N(21) - a_N(22)] \} + \\
 & \{ 1 - \sum_{l=k}^{M+k} \tilde{P}_l^1 + \tilde{P}_l^2 - \sum_{i=1}^N q_i^1 + q_i^2 \} [d_1 G_1^-(1) + d_2 G_2^-(1)] + \\
 & N(N-1) [\sum_{l=k+1}^{M+k} \tilde{P}_l^1 + \tilde{P}_l^2]
 \end{aligned}$$

Donde $E[Y]$ es el tiempo de intersalida de las celdas del leaky bucket definido en la ecuación (18).

De aquí la distribución del tiempo de intersalida puede ser obtenida fácilmente invirtiendo la función generatriz de probabilidad.

Hemos encontrado por medio de simulación que ésta aproximación trabaja adecuadamente si $G_1^-(1)$ y $G_2^-(2)$ son cerradas en valor o si el tamaño de la token pool es muy pequeño.

4.2.5 RESULTADOS.

4.2.5.1 DIMENSIONANDO EL LEAKY BUCKET.

La evaluación del leaky bucket comienza dimensionando su capacidad de retardo y la velocidad de generación de señales. En la literatura al respecto se usa una probabilidad de pérdida de celda menor a 10^{-9} o 10^{-10} (Butto[4,5]) para aplicaciones tales como video con movimiento completo (Zhang [2]).

En aplicaciones tales como voz puede tolerarse mayor pérdidas de celdas sin notable detrimento de la calidad del servicio (Grubber [6]). En el siguiente análisis asumimos que una probabilidad de pérdida de celda menor a 10^{-9} es requerida en el leaky bucket para conformar la fuente.

La figura 6 muestra el mayor tiempo de interlegada de la señal que resulta con una probabilidad de pérdida de celda menor a 10^{-9} para un tamaño dado de leaky bucket (M+K), usando un proceso de llegada de Bernoulli donde $\rho = 0.1$, y la c^2 del tiempo de interlegada es $1 - \rho = 0.9$ el parámetro ρ representa el número esperado de llegadas de celdas por ranura, o la velocidad de llegada media de celdas.

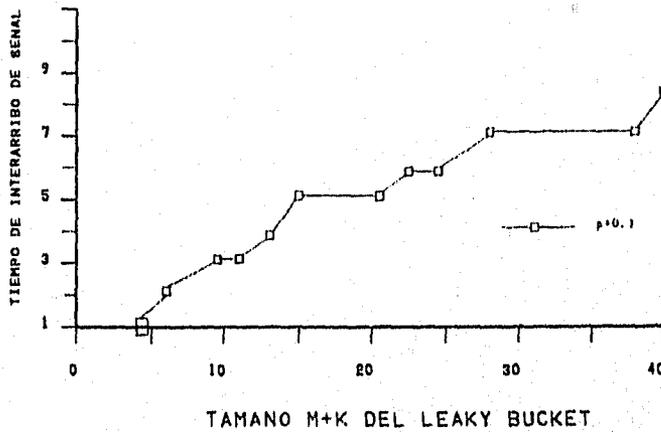


Figura 6: DIMENSIONANDO EL LEAKY BUCKET.

La eficacia del leaky bucket en la vigilancia de la fuente es medida en términos de la distribución media y del coeficiente de variación del tiempo de intersalida de la fuente.

4.2.5.2 UNBUFFERED LEAKY BUCKET.

Heimos seleccionado dos puntos extremos de la curva de la figura 6 para evaluar la capacidad de vigilancia del unbuffered leaky bucket .

Escogemos el proceso interrumpido de Bernoulli con $\alpha_1 = 1$ como la fuente que viola el tráfico desde que este tiende a producir grandes valores de la c^2 del tiempo de intersalida. La fuente que viola el tráfico usa la misma velocidad media de llegada de celdas (0.1) como la conformada fuente, pero una c^2 que viola el contrato de tráfico.

La c^2 del tiempo de intersalida es mostrada en la figura 7 como una función de P para el unbuffered leaky bucket con tamaños de 6 y 40.

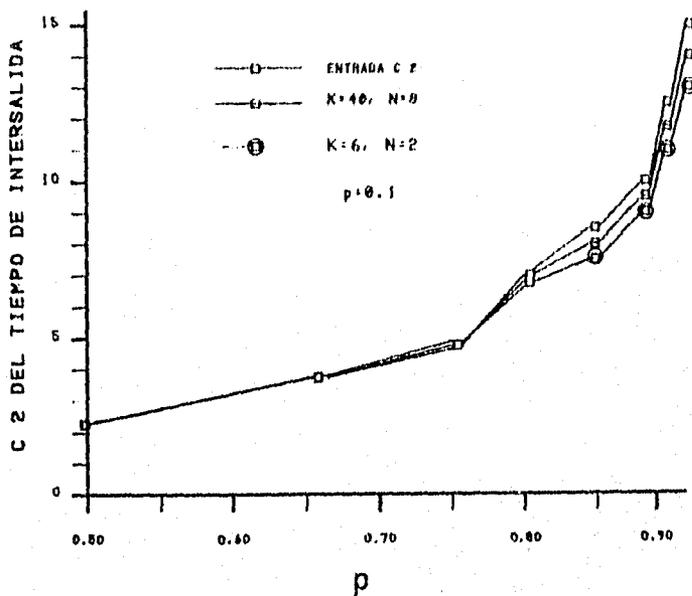


Figura 7: C^2 DEL TIEMPO DE INTERSALIDA $p = 0.1$.

La probabilidad de pérdida de celdas es trazada en la figura 8.

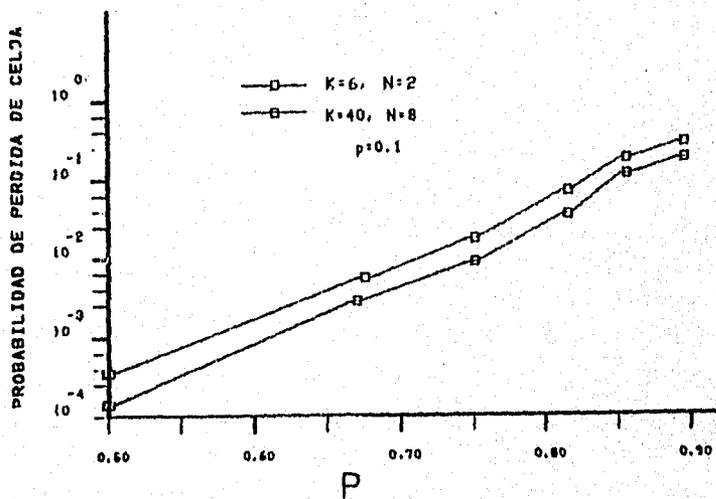


Figura 8: PROBABILIDAD DE PERDIDA DE CELDA, $p = 0.1$.

Cuando P se incrementa c^2 también se incrementa siempre y cuando la velocidad media de llegada sea mantenida constante.

La c^2 del tiempo de interlegada es trazada con el propósito de compararla. Las figuras 9 y 10 ilustran el desempeño del unbuffered leaky bucket cuando la fuente viola la velocidad media y la c^2 .

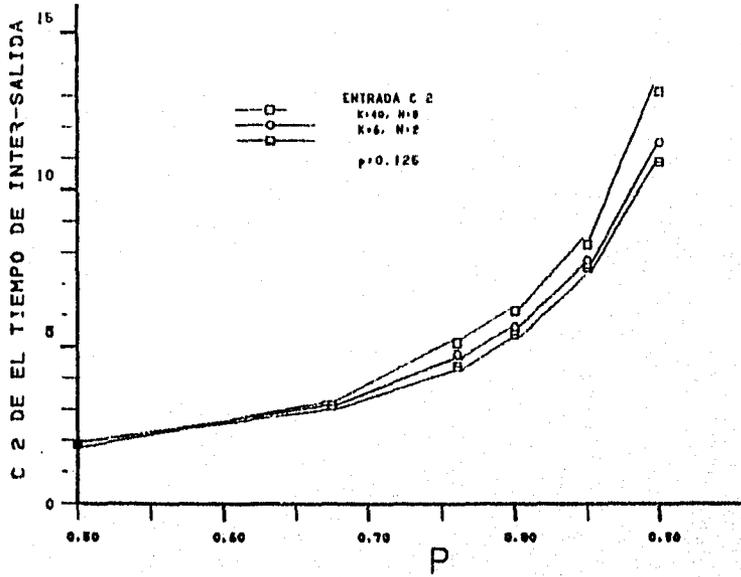


Figura 9: C^2 DEL TIEMPO DE INTERSALIDA, $p = 0.125$.

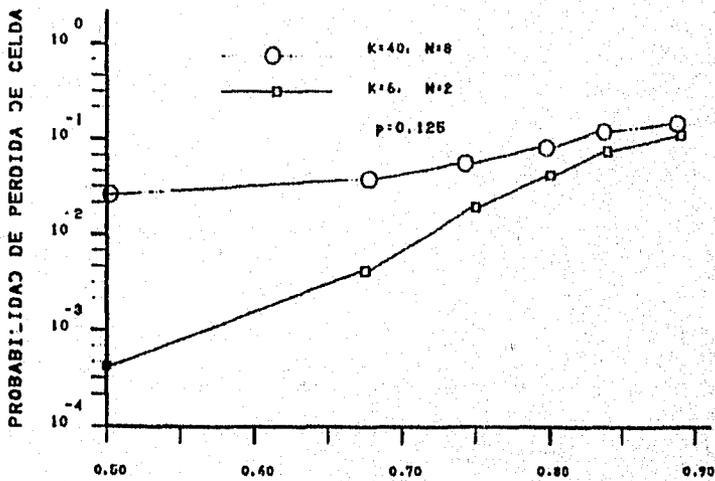


Figura 10: PROBABILIDAD DE PERDIDA DE CELDA, $p = 0.125$.

La fuente no conformada es un IBP con velocidad media de llegada de celda de 0.125. Las figuras 11 y 12 muestran resultados similares asumiendo una fuente no conformada con una velocidad de llegada de celdas de 0.2, o dos veces la velocidad media de llegada de la fuente conformada.

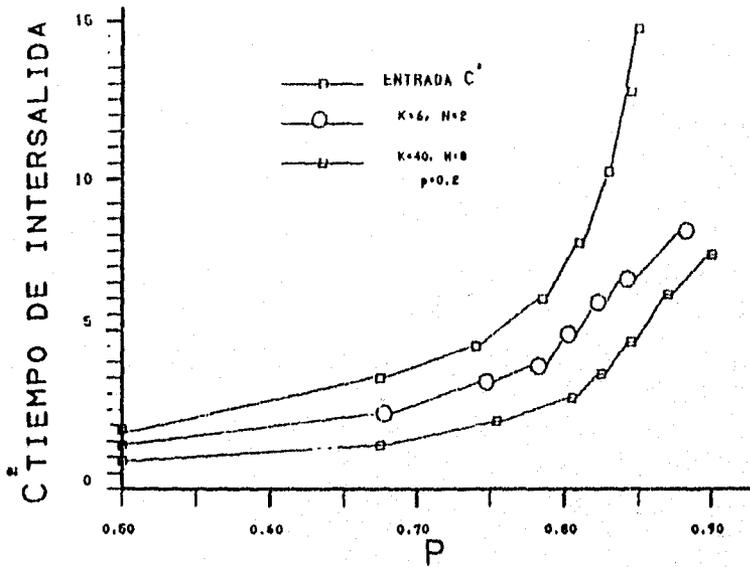


Figura 11: C^2 DE TIEMPO DE INTERSALIDA, $p = 0.2$.

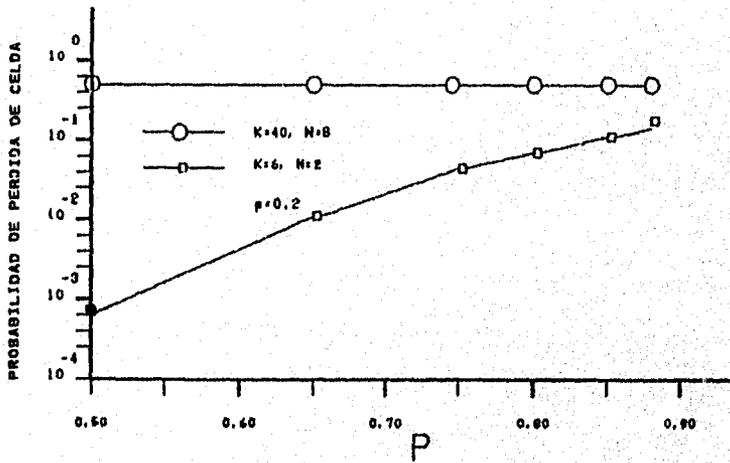


Figura 12: PROBABILIDAD DE PERDIDA DE CELDA, $p = 0.2$.

Como se puede ver en las figuras ambos leaky buckets hacen mal el trabajo de limitar la c^2 del tiempo de intersalida de la fuente conformada (0.9).

También las pérdidas de celdas son insuficientes para mantener la velocidad media de salida de celdas por debajo de 0.1, cuando la velocidad de llegada es 0.125 o 0.2. En términos generales una alta probabilidad de pérdida de celdas resulta de una baja c^2 del tiempo de intersalida. Este efecto es especialmente notable en el caso de $\rho = 0.125$ donde la probabilidad de pérdida de celdas y la c^2 de los dos leaky buckets es muy alta. En la figura 7 la c^2 del tiempo de intersalida es afectada cuando la velocidad media de llegada de la celda es la misma que la de la fuente conformada. En la figura 11 sin embargo la velocidad de llegada excede la velocidad media de la fuente conformada, la c^2 del proceso de llegada es reducida.

Mientras más grande sea el leaky bucket, debido a que tiene un tiempo de interllegada de señal muy grande es más efectivo en la vigilancia de la velocidad media de llegada. Por otra parte un tamaño mas pequeño de token pool resulta en un significativo mejor control de la c^2 del tiempo de intersalida, excepto en condiciones de gran carga.

4.2.5.3 BUFFERED LEAKY BUCKET.

Como en la sección previa asumimos que tenemos una fuente conformada por un proceso de Bernoulli con $\rho = 0.1$. Los dos puntos extremos en la curva de la figura 6 con $M+K = 6$ y $M+K = 40$ son considerados. Hemos asumido que el tamaño de la token pool es igual a 1. Las figuras 13 y 14 muestran la c^2 del tiempo de intersalida para dos configuraciones del buffered leaky bucket, usando un proceso de llegada IBP con una fuente no conformada y una velocidad de llegada de celda de 0.1 y 0.2 respectivamente.

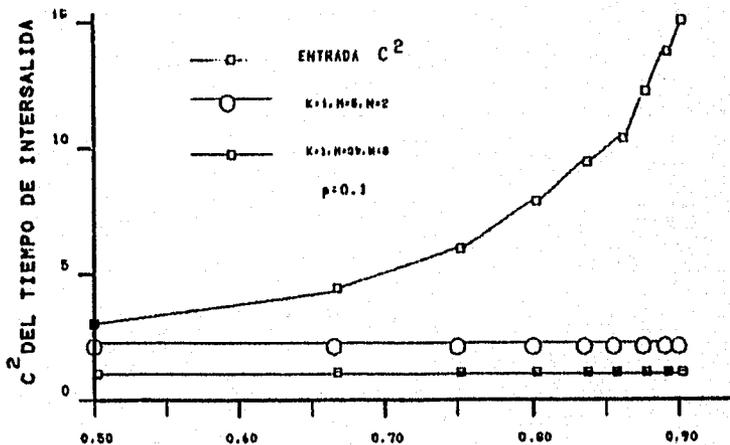


Figura 13: C² TIEMPO DE INTERSALIDA, p = 0.1.

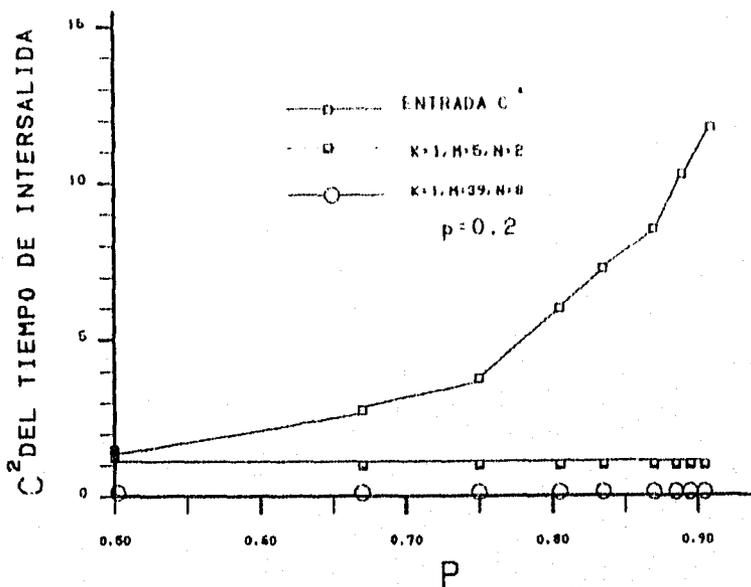


Figura 14: C² DEL TIEMPO DE INTERSALIDA, p = 0.2.

4.2.6 CONCLUSIONES.

En secciones previas notamos que el leaky bucket puede ser configurado para controlar la velocidad de salida de celdas, o la c^2 pero no ambos al mismo tiempo. Un buffered leaky bucket con una velocidad de generación de señal del mismo orden que la velocidad de llegada es muy efectiva en la limitación de la velocidad de salida de celdas pero es menos efectiva para limitar la cantidad de ráfagas de una fuente de tráfico.

Un buffered leaky bucket con una pequeña cell queue puede controlar la cantidad de ráfagas de datos introduciendo un pequeño tiempo de espera de celdas, pero la velocidad de generación de señal es muy rápida para limitar efectivamente la velocidad media de salida de las celdas.

Lo mas indicado es usar dos leaky buckets en serie o paralelo, uno que controle la velocidad media y otro que controle la cantidad de ráfagas emitidas por la fuente, con ello también se disminuye la probabilidad de pérdida de celdas.

El buffered leaky bucket mejora el desempeño del unbuffered leaky bucket, pero tiene la desventaja de un mayor tiempo de espera la llegada de celdas. El buffered leaky bucket con pequeñas celdas cell queues y token pools es el más efectivo para controlar la cantidad de ráfagas de una fuente, sin embargo posee un pobre control de la velocidad media de salida de celdas.

4.2.7 REFERENCIAS.

- 1.- M. Sidi, W. Lin, I. Cidon and I. Gopal
Congestion Control Through Input Rate Regulation
IEEE Globecom.
- 2.- Y. Zhang, W. Wu, K. S. Kim, R. L. Pickholtz and J. Ramasas
Variable Bit Rate Video Transmission in the Broadband
ISDN Environment IEEE 79(2), February 1991.
- 3.- U. Briem, T.H. Theimer and H Kroner
General Discrete Time Queuing Model, Analysis and Applications
ITC-13, pag. 13-19, 1991.
- 4.- M. Butto E. Cavallero and A. Tonietti
Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism for ATM Networks
IEEE JSAC, 9(3), April 1991.
- 5.- E. P. Rathgob
Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanism for ATM
Networks
IEEE JSAC, 9(3), April 1991.
- 6.- J. Gruber
Performance Considerations for Integrates Voice and Data Networks
Computer Communications 4(3)m, June 1991.
- 7.- J.J. Bae and T. Suda
Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks
IEEE, 74(2), February 1991.
- 8.- W. Feller
An Introduction to Probability Theory and its Applications
Jhon Wiley and Sons, 1990

4.3 MODELO DE RED PARA ENRUTAMIENTO HALF DUPLEX EN REDES DE COMUNICACIONES DE DATOS.

El enrutamiento por circuitos virtuales es un método ampliamente usado para enrutamiento de tráfico en un par origen-destino en redes de comunicación de datos, la cual consiste en el establecimiento de un trayecto fijo de canales de comunicación del nodo origen a el nodo destino y entonces enrutar todo el tráfico para una sesión particular en este trayecto.

En esta sección veremos las sesiones HALF DUPLEX. Una sesión Half Duplex entre los usuarios A y B es como sigue: al principio el usuario A envía un mensaje al usuario B, posteriormente el usuario B envía una respuesta a el usuario A. Para que posteriormente el usuario A envíe el segundo mensaje de manera que en cualquier tiempo dado hay un mensaje en el sistema por sesión. Podemos extender el modelo lentamente para permitir un número fijo de mensajes k . En este capítulo asumimos que la elección de las rutas es hecha de manera probabilística como sigue: cuando un circuito virtual necesita ser establecido entre el nodo A y el nodo B, uno de los conjuntos de trayectos elegibles (A, B) es asignado en forma aleatoria.

4.3.1 MODELOS DE ESPERA EN LA RED.

Asumimos que una sesión w para un par OD ocurre de acuerdo a un proceso de Poisson con velocidad $\lambda(w)$. Para empezar asumimos que ninguna sesión de llegada está bloqueada. Tenemos que $n(w)$ es el número de mensajes esperados producidos por una sesión w , y suponiendo que todos los tamaños de los mensajes son variables aleatorias exponenciales con media $1/\mu$ (en bits). Además tenemos que $\theta(w) \beta(w)$ es el tiempo total esperado en una sesión w para envío en modo respuesta.

Al inicio de una sesión w se le asigna un trayecto p con probabilidad $\alpha(w, p)$, el cual es cero si p no está disponible para el par OD, w . Asumimos que el mensaje de envío y el mensaje respuesta usan el mismo trayecto, finalmente tenemos que si $s(i, j)$ es la velocidad (en bits/seg.) del enlace que conecta el nodo i al nodo j .

Si todos los canales son bidireccionales para un canal (i, j) que conecte el nodo i al nodo j necesitamos un servidor único que ponga en espera la transición $i \rightarrow j$ y $j \rightarrow i$. La espera $i \rightarrow j$ contiene todos los mensajes esperando en el nodo i para transmitirse a el nodo j .

Adicionalmente para cada trayecto (w, p) necesitamos una espera de envío $T(w, p)$ y una espera de respuesta $R(w, p)$.

Considerando un par OD, $w = (u, v)$ y un trayecto que une nodos j_1, j_2, \dots, j_n , y los trayectos de tipo (w, p) obedecen a un proceso de Poisson con velocidad $\lambda(w, p)$. Cada envío entra en espera $T(w, p)$, una vez hecha la transmisión $u \rightarrow j_1, j_1 \rightarrow j_2, \dots, j_n \rightarrow v$ y entonces entra en espera de respuesta $R(w, p)$, para realizarse la transmisión $v \rightarrow j_n, j_n \rightarrow j_{n-1}, \dots, j_1 \rightarrow u$. Este proceso se repite un número aleatorio de tiempo posteriormente del cual el cliente abandona el sistema.

Mostraremos la espera en la red por medio de un simple ejemplo. Considerando la red de comunicaciones en la figura 1 con cuatro nodos y cuatro canales.

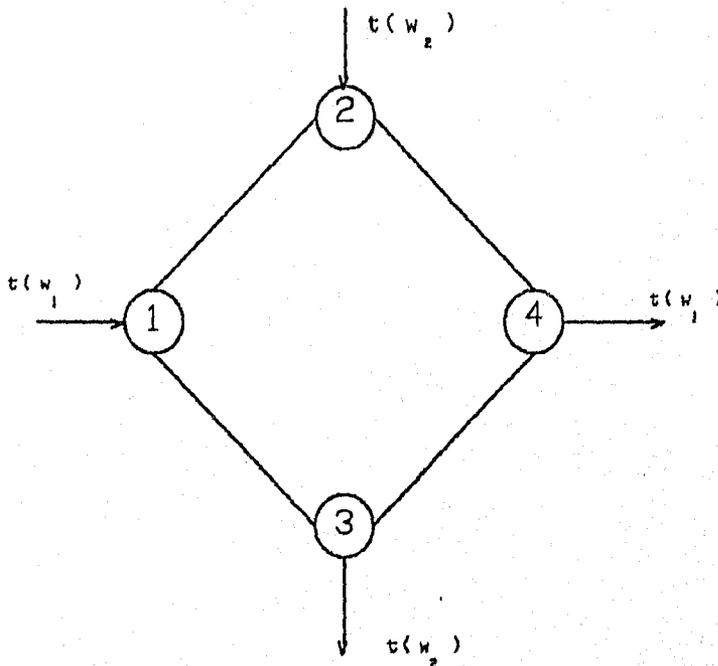


Figura 1: EJEMPLO DE UNA RED DE COMUNICACIONES CON CUATRO NODOS.

Hay dos pares OD, $w_1 = (1, 4)$, $w_2 = (2, 3)$ y cuatro trayectos $p_1 = (1, 2, 4)$, $p_2 = (1, 3, 4)$, $p_3 = (2, 1, 3)$, $p_4 = (2, 4, 3)$. Hay un total de cuatro tipos de trayectos (clientes) en la correspondiente espera en la red: (w_1, p_1) , (w_2, p_2) , (w_1, p_3) , (w_2, p_4) . De modo que la red contiene cuatro esperas de envío, cuatro esperas de respuesta y ocho esperas de transmisión esto se representa gráficamente en la figura 2.

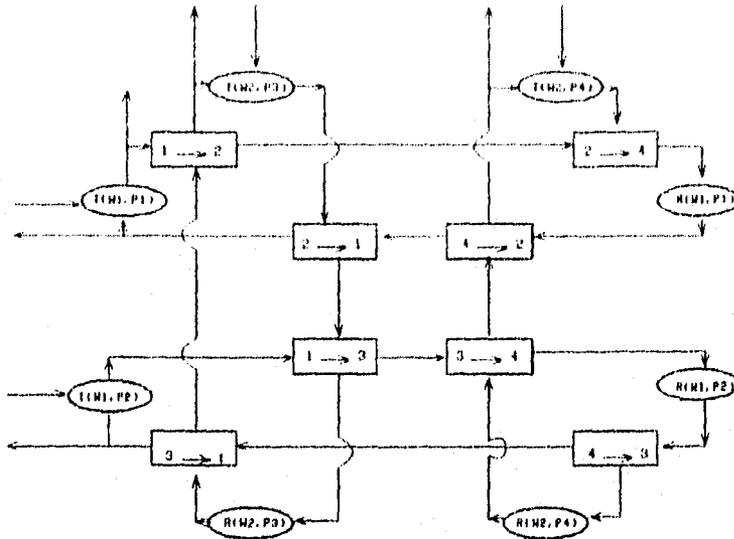


Figura 2: LA ESPERA EN LA RED CORRESPONDIENTE A LA FIGURA 1.

4.3.2 ANALISIS DE LA ESPERA EN LA RED EN ESTADO ESTABLE.

Se puede demostrar que la espera en la red tiene una sesión en forma de producto (ver Kelly 1979 o Chandý y Sauer 1981), y en estado estable las esperas en varios nodos son independientes. Tenemos que $a(i, j)$ es el número de mensajes esperados en el enlace (i, j) por unidad de tiempo. Entonces:

$$a(i, j) = \sum n(w) \lambda(w) \alpha(w, p)$$

Donde la suma es hecha usando el trayecto p que usa el enlace (i, j) . La red es estable si:

$$a(i, j) < \mu s(i, j)$$

Para todos los enlaces (i, j) en la red. La teoría general de campos de espera en la red es como sigue:

- 1.- El número de mensajes en espera de transmisión (i, j) es una variable aleatoria geométrica con media $a(i, j) / [\mu s(i, j) - a(i, j)]$.
- 2.- El número de sesiones en modo de envío es una variable aleatoria de Poisson con media $\sum \lambda(w) \alpha(w, p) \theta(w)$.
- 3.- El número de sesiones en modo respuesta es una variable aleatoria de Poisson con media $\sum \lambda(w) \alpha(w, p) \beta(w)$.

4.3.3 ENRUTAMIENTO OPTIMO.

Formularemos el problema de buscar el enrutamiento óptimo con probabilidad $\alpha(w, p)$ como un problema no lineal. El objetivo es minimizar el número esperado de mensajes en el sistema en el estado estable.

Si hay una unidad de costo para mantener un mensaje en el sistema por unidad de tiempo no permitiría evaluar el costo promedio por unidad de tiempo.

Para ello introducimos la siguiente notación:

$$x(w, p) = n(w)\lambda(w)\alpha(w, p)$$

$$D_{ij}(x) = x/[\mu_{ij}(i, j) - x] \quad 0 \leq x \leq \mu_{ij}(i, j)$$

$$x(i, j) = \text{flujo total sobre el arco } (i, j)$$

Entonces el problema de minimización se puede escribir como:

$$(p) \min \sum_{(i, j)} D_{ij}[x(i, j)]$$

$$\sum_p x(w, p) = n(w)\lambda(w) = t(w), \quad x(w, p) \geq 0$$

Este problema es idéntico a el formulado por Bertsekas y Gallager (1987) y ha sido estudiado extensamente por lo que es bien conocida su solución. Podemos recapitular los mayores resultados acerca de la solución.

Para un conjunto de niveles de flujo $\{x(w, p)\}$, definimos el peso $d(i, j)$ del canal $(i, j) \in A$ por:

$$d(i, j) = dD_{ij}(x)/dx$$

Evaluada en $x = \{x(w, p)\}$, además tenemos un tamaño de trayecto p que es la suma de los pesos de estos arcos constituyentes. Entonces, la solución óptima $x^*(w, p)$ tiene la siguiente propiedad.

$x^*(w, p) > 0 \Leftrightarrow$ es el trayecto mas corto disponible en la sesión.

Las probabilidades de enrutamiento óptimo $\alpha^*(w, p)$ pueden ser fácilmente obtenidas de $x^*(w, p)$ usando:

$$x(w, p) = n(w)\alpha(w)\alpha(w, p)$$

4.3.4 ENRUTAMIENTO Y CONTROL DE FLUJO.

En el análisis hemos asumido implicaciones que cada requerimiento de sesión está garantizado; es decir a todas las cargas les esta permitido entrar a la red. En la práctica es frecuentemente necesario rechazar una cierta fracción de la carga de tal manera que la red no esté muy congestionada. Por supuesto esto crea un incompatible conjunto de objetivos; es deseable permitir tráfico como sea posible, pero también nos gustaría minimizar el tiempo de respuesta. La incompatibilidad puede ser resuelta reduciendo todos los objetivos a unidades económicas comunes. Esto es hecho por el siguiente modelo:

Supongase que cada mensaje espera para usar la línea (i, j) , los costos en el sistema son $c(i, j)$ dolares por unidad de tiempo (por simplicidad de operaciones $c(i, j) = c(j, i)$). Rechazando una sesión w (esperamos un número de mensajes $= n(w)$ con costos $n(w)h(w)$ en dolares), $h(w)$ es el costo por no acarrear un mensaje para el par OD. Consideremos un par OD fijo y tenemos:

$$\delta(w) = P\{\text{a sesión } w \text{ es rechazada}\}$$

Entonces la unidad de costo de rechazamiento en las sesiones w será $n(w)h(w)\lambda(w)\delta(w)$. De lo cual:

$$\gamma(w) = n(w)\lambda(w)\delta(w)$$

$$D(w, y) = h(w)y$$

Podemos escribir el problema de minimización de costo en términos de la velocidad de flujo como:

$$(PP) \min \sum_{ij} c(i, j) D_{ij}(x(i, j)) + \sum_w D(w, y(w))$$

se tiene:

$$\sum_p x(w, p) + y(w) = n(w)x(w) = t(w), \quad x(w, p) \geq 0, \quad y(w) \geq 0$$

En realidad podemos asumir que existe un trayecto de sobreflujo $P(w)$ para cada par OD y un costo total $D(w, y)$ para enviar el flujo. Entonces podemos justamente agregar $P(w)$ al conjunto de trayectos disponibles para w sesiones y tratar a (PP) como (P).

4.3.5 REFERENCIAS.

- 1.- Bertsekas D. and R. G. Gallager
Data Networks
Prentice Hall
Englewood Cliffs N. Y.
- 2.- Kelly F. P. (1979)
Reversity and Stochastic Networks
Wiley & Sons, N. Y.
- 3.- Saver, C. H. and K. M. Chandy
Computer Systems Performance Modeling
Prentice Hall
Englenwood Cliffs N. Y.

4.4 MEDIDA DE TRAFICO.

4.4.1 MODELO DE TRAFICO PARA USUARIOS ISDN Y B-ISDN.

Por muchos años ISDN fué una promesa; los servicios que ahora proporciona son una realidad.

En este capítulo mostramos un ejemplo del modelado de tráfico del switch de paquetes aplicado a una ISDN de banda estrecha. El estudio se ha usado sucesivamente en el diseño y dimensionamiento de los productos y servicios ISDN.

4.4.1.1. UN MODELO CANONICO.

La construcción de un modelo canónico para el proceso de llegada de paquetes es importante para entender el tráfico. Este modelo se aplica especialmente al canal D que tiene aplicaciones como correo, recobro de archivo, procesamiento de palabras.

El modelo de tráfico terminal tiene tres estados: paquetes generados por maquina, typing activo y estado de silencio. Estos estados son modelados con distribuciones Zeta con variancia infinita. Llamadas menores a tres minutos fueron excluidas del análisis, por que no afectan substancialmente el desempeño del switch. Un total de 44 llamadas 116000 paquetes fueron analizados. El modelo propuesto esta determinado por el tiempo de interllegada en la terminal, la cuál se encuentra en uno de tres estados. Una llamada tiene probabilidad q_i de iniciar en el estado i . Al entrar al estado i un recorrido de tamaño k es generado de acuerdo a la distribución de tiempo para el estado i . Después de la k -ésima llegada el proceso entra en un nuevo estado j , con probabilidad p_{ij} .

También asociamos variables suplementarias con cada paquete generado por la terminal, estas son el número de bytes por paquete generado por la terminal, el número de paquetes generados en la central y el número de bits por paquete generados en la central asociados con los paquetes generados por la terminal.

4.4.1.2 EL TIEMPO DE INTERLLEGADA.

Basandonos en un examen visual de la información detectamos dos grupos distintos de tiempos de interllegada.

Un grupo esta determinado entre 0 y 0.06 segundos y otro fué agrupado de 0.2 segundos con una distribución gama. Sin embargo el examen de los números Q-Q señala que los extremos no se pueden manejar con una distribución gama por lo que se propuso un modelo de tres estados como sigue:

Estado 1: [0, 0.06] segundos: Paquetes generados por Máquina.

Estado 2: [0.06, 0.355] segundos: Typing activo.

Estado 3: [0.355, ∞] segundos: Pausas tales como esperando respuesta de central "tiempo thinking (pensando)" interrupciones.

Los modelos adecuados para cada estado son:

Estado 1 gama (8, 280, 0); Estado 2 gama (6, 40, 0.04); Estado 3 pareto (0.987, 0.508). La distribución esta dada por:

La distribución gama modificada (α, β, γ) con densidad

$$dF_x(x) = \{(x - \gamma)^{\alpha-1} \beta^\alpha \exp[-\beta(x - \gamma)]\} / \Gamma(\alpha)$$

La distribución de pareto (α, β), con función de distribución acumulativa

$$F_x(x) = 1 - [\beta/(\beta + x)]^\alpha$$

Una característica interesante del modelo de pareto es que el s-avo momento es infinito si $s \geq \alpha$.

La distribución apropiada para el estado 3 es un medio infinito Q-Q, traza los tiempos de interlegada para el estado 1 y 2, los cuáles se muestran en la figura 1 y 2 y el modelo de pareto adecuado para el estado 3 se observa en la figura 3.

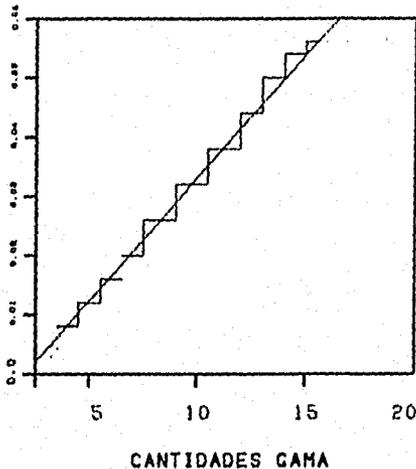


Figura 1: TRAZO Q-Q DEL ESTADO 1 INTERVALO DE TIEMPO vs GAMMA(8)

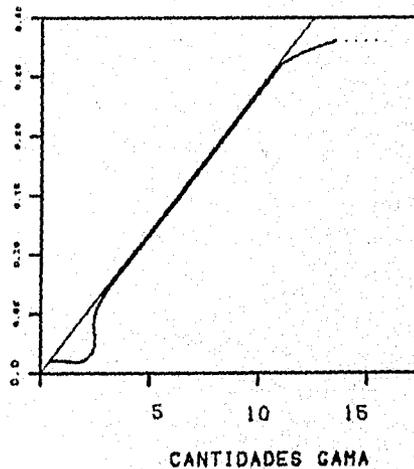


Figura 2: TRAZO Q-Q DEL ESTADO 2 INTERVALO DE TIEMPO vs GAMMA(6)

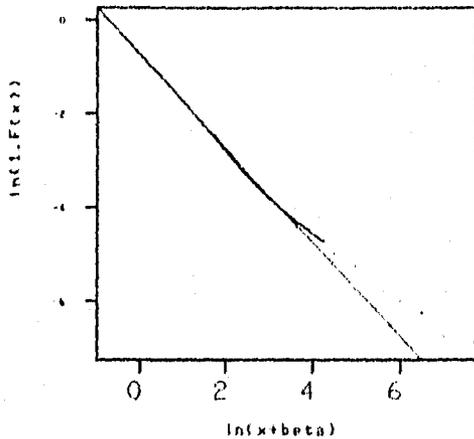


Figura 3: TRAZO DE $\ln(1-F(x))$ vs $\ln(x+\beta)$ PARA UN INTERVALO DE TIEMPO DEL ESTADO 3.

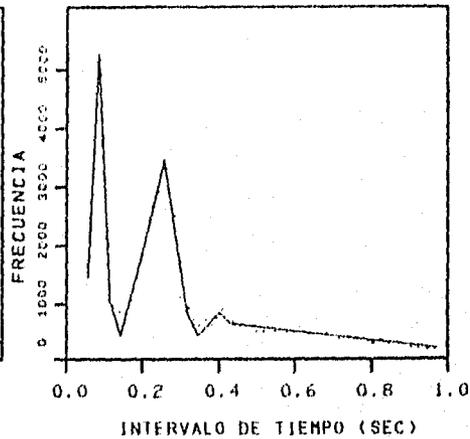


Figura 4: DISTRIBUCION DE INTERRIBO (CURVA) vs HISTOGRAMA DE INTERRIBO (PUNTOS).

En el estado 1 la escalera se debe probablemente a alguna característica del equipo terminal.

La disminución del tiempo de interlegada es comparada con el histograma del tiempo de interlegada en la figura 4.

4.4.1.3 DISTRIBUCION DE GRANDES RECORRIDOS.

Las distribuciones para grandes recorridos para el estado 1 es casi determinístico, para los estados 2 y 3 no sigue las reglas numéricas que se esperaría si el proceso es un proceso de Markov.

Algunos de estos estados se pueden describir adecuando la distribución zeta, la cuál se denota por (ρ) y esta dada por:

$$P_r\{x = k\} = ck^{-(\rho+1)}, \quad (k = 1, 2, \dots), \quad \text{con } c = \left[\sum_{k=1}^{\infty} k^{-(\rho+1)}\right]^{-1}$$

Estas distribuciones se muestran en las figuras 5 y 6.

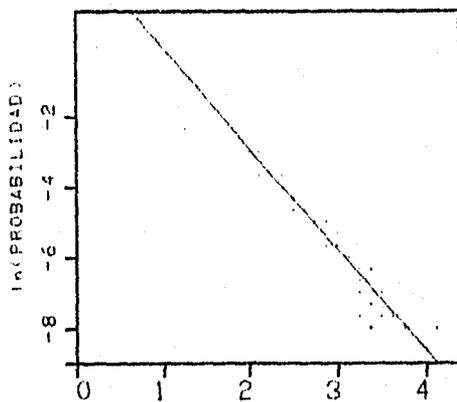


Figura 5: TRAZO DE $\ln(k)$ vs $\ln(P X = k)$
PARA EL ESTADO 2.

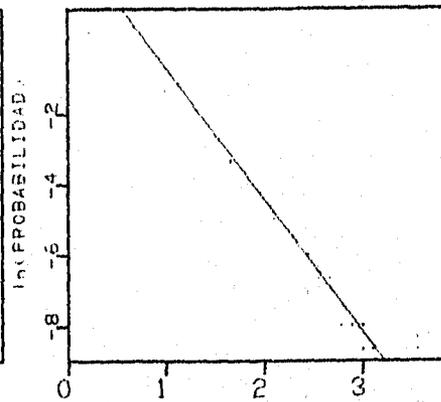


Figura 6: TRAZO DE $\ln(k)$ vs $\ln(P X = k)$
PARA EL ESTADO 3.

RESUMEN DEL MODELO CANONICO.

Para resumir el modelo para el tiempo de interllegada de paquetes a la terminal es parametrizado por:

Estado 1.

- Densidad de tiempo de interllegada: gama (8, 280, 0).
- Distribución de recorrido grande: la distribución discreta con $P_1[x=1]=0.9$, $P_1[x=2]=0.05$, $P_1[x=3]=0.01$, $P_1[x=k]=0.005$ para $k=1,2,\dots,11$.
- Probabilidad inicial: la probabilidad de comenzar una llamada en el estado 1 es $q_1=0$.
- Probabilidad de transición: $p_{12}=0.0674$, $p_{13}=0.325$, $p_{11}^*=0.001$.

Estado 2.

- Densidad de tiempo de interllegada: gama (6, 40, 0.04).
- Distribución de recorrido grande: zeta (1,5).
- Probabilidad inicial: la probabilidad para iniciar una llamada en el estado 2 es $q_2=0.36$.
- Probabilidad de transición: $p_{21}=0.457$, $p_{23}=0.542$, $p_{22}^*=0.001$.

Estado 3.

- a) Distribución del tiempo de interlegada: $X.35$ pareto (0.987, 0.508).
- b) Distribución de recorrido grande: zeta (2).
- c) Probabilidad inicial: la probabilidad de iniciar una llamada mediante el estado 3 es $q_3 = 0.64$.
- d) Probabilidad de transición: $p_{01} = 0.310$, $p_{02} = 0.686$, $p_{03}^* = 0.004$.

Asociado con cada tiempo de interlegada generado por la terminal hay tres variables suplementarias: el tamaño de paquete terminal, el número de paquetes respuesta de la central y los bytes de respuesta normalizados de la central. Dado el estado de la terminal, las variables suplementarias son tratadas como independientes del tiempo de interlegada.

4.4.2 REFERENCIAS.

- 1.- K.S. Meier-Hellstern, P. E. Wirth, Y. L. Yan
Traffic Models for ISDN Data Users
Elsevier Science Publishers
North-Holland.
- 2.- N. L. Johnson, S. Koyz
Continuos Univariate Distributions
John Willey & Sons, New York.
- 3.- K. Norgaard, A. B. Nielsen, M. Hansen
Evaluation of output traffic and ATM mode
Elsevier Science Publishers
North-Holland.

5

**ESQUEMA DE CONTROL DE FLUJO PARA
REDES PRIVADAS ATM**

5 ESQUEMA DE CONTROL DE FLUJO PARA REDES PRIVADAS ATM.

Las medidas de desempeño usadas para evaluar cualquier algoritmo de control de congestión aplicable a las redes ATM, son:

- * El grado de servicio.
- * La menor cantidad de pérdida de paquetes garantizada.
- * La utilización llevada a cabo.

5.1 INTRODUCCION.

La demanda para redes de alta velocidad de transmisión de datos se está incrementando y los recursos de red de hoy resultan insuficientes para proveer el ancho de banda requerido y satisfacer la demanda creciente.

Un modo de transmisión sincrónico para este tipo de demanda conllevaría a una muy pobre utilización de los recursos de la red. Los estándares del CCITT hasta ahora han decidido que ATM sea el modo de transferencia para Broadband ISDN [2].

ATM (Asynchronous Transfer Mode) representa la inmensa promesa de ser la red del futuro. En las redes ATM el tamaño de las celdas es de 53 octetos, el cuál es pequeño, pero ayuda a integrar diferentes fuentes heterogéneas. Las redes ATM usan el concepto de trayectorias virtuales y circuitos virtuales para la granulación del ancho de banda.

Para reducir la probabilidad de pérdida de celdas y para proveer de un switcheo rápido muchos switches y arquitecturas han sido sugeridas.

Los switches pueden ser construidos con buffers en la entrada y salida, donde las celdas son guardadas dentro del switch.

El esquema para buffer de salida debe ser más eficiente que el de la entrada. La probabilidad de pérdida de celdas depende mucho de que clase de algoritmo de control de flujo es adoptado por el controlador de la red, la elección de una buena estrategia en la utilización de buffers no es suficiente, es necesario un esquema de control de flujo para suplementar los buffers.

5.2 ARQUITECTURAS DE SWITCHES CON BUFFERS TIPO GLOBO Y FUNCIONAMIENTO.

La arquitectura del switch se muestra en la figura 1. Esta arquitectura difiere de otras por la presencia del buffer globo.

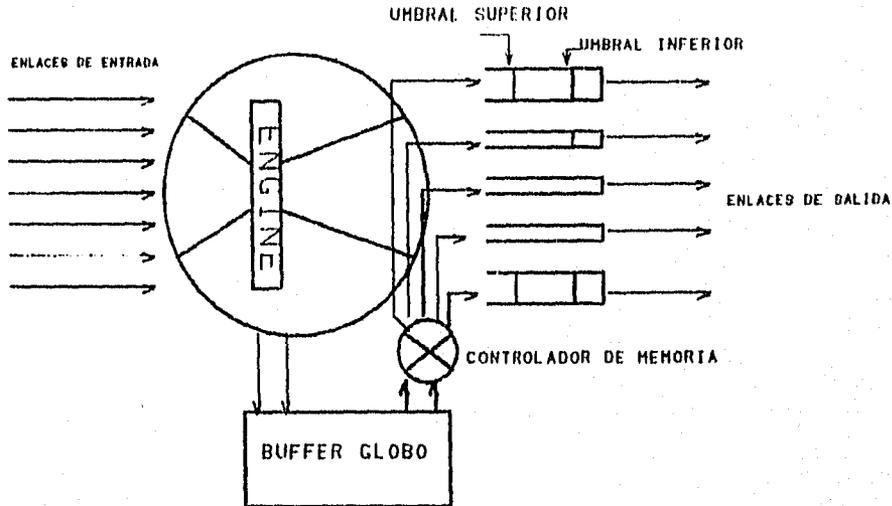


Figura 1: ARQUITECTURA DEL NODO DEL BUFFER GLOBO.

El switch está hecho de un procesador central que enruta los paquetes que ingresan dentro de sus respectivos buffers de salida. Cada línea de salida tiene un buffer el cuál es suficiente para guardar los paquetes destinados a esa línea de salida. Cada salida tiene dos entradas, una baja y otra alta. El procesador central sirve a todas las líneas de entrada usando un estilo round robin, tomando el paquete que viene y transfiriendolo hasta su destino.

Cuando no hay congestión los paquetes son transmitidos antes de que haya acumulación. El buffer globo es una gran memoria la cuál puede absorber temporalmente sobrecargas. Todas las celdas que se dirigen a la salida congestionada son guardadas en el buffer globo mientras que el buffer de salida es limpiado enviando sus celdas a el enlace.

Cuando el número de celdas en el buffer de salida pasan bajo el limite inferior, el controlador de memorias transfiere un bloque de celdas del buffer globo, esta secuencia de eventos continúa hasta que el buffer globo no tiene más paquetes destinados a la salida. Cada nodo tiene que mantener una tabla de trayectorias virtuales.

5.2.1 CONTROL DE FLUJO.

El control de flujo evita la congestión y pérdida de paquetes enviando un mensaje de control a la fuente para que detenga o reduzca la transmisión.

Cuando en el buffer globo el número de paquetes en espera excede la capacidad de las entradas de éste entonces esto indica una gran sobrecarga y un mensaje de control se envía de regreso hacia todas las fuentes de la conexión. El mensaje de control necesita para ello usar el número de la trayectoria virtual del enlace congestionado como una identificación.

El nodo intermedio al flujo y que recibe el mensaje de control tiene dos posibles medios de reacción. El primer medio es simple pero más ineficiente, el nodo solamente retarda y reenvía los mensajes sin mucha demora. El otro medio asume que el nodo intermedio puede reaccionar a el mensaje de control y determinar si el mensaje de control necesita ser retransmitido a algún punto remoto y entonces lo transmite solo si es necesario.

Cuando un nodo recibe un mensaje de otro nodo indicando congestión en una de las trayectorias virtuales, éste retiene todo el paquete que viene para esta trayectoria virtual en el buffer globo, la espera es una espera controlada por la entrada. Si los paquetes en espera exceden el control de entrada entonces esto implica que la velocidad de entrada de los paquetes es mayor que la velocidad a que van a salir y un mensaje de control es ahora enviado al próximo nodo el cuál sigue el mismo procedimiento.

En este esquema el buffer globo de entrada esta dedicado solamente para el retardo de propagación. El nodo intermedio vigila el ancho de banda hasta que el originador del mensaje de control envía una señal de "libre".

5.2.2 VENTAJAS.

Las ventajas son intuitivamente evidentes. Esta arquitectura es mejor que la de shared buffers, ya que no hay congestión en ningún nodo lo que permite operar a grandes velocidades, el procesador del switch del nodo usa un buffer totalmente dividido y por lo tanto fácil de implementar para altas velocidades.

La entrada en su buffer de salida nos habilita a transferir bloques entre memorias. Desde el punto de vista del control de congestión el buffer globo habilita al nodo para manejar tamaños razonables de sobrecarga y elimina la necesidad de enviar mensajes de control para pequeñas sobrecargas. El esquema es reactivo para tamaños razonables de sobrecarga y preventivo para grandes sobrecargas, su eficiencia radica solamente influencia la fuente que viola el ancho de banda que le esta permitido.

5.2.3 MODELO PARA SIMULACION Y RESULTADOS.

DESCRIPCION DEL MODELO.

El algoritmo de control de flujo y la arquitectura anterior no se prestan para un análisis fácil, hasta ahora la mejor herramienta usada para estudiar el esquema es la simulación. La figura 2 muestra el modelo de simulación usado.

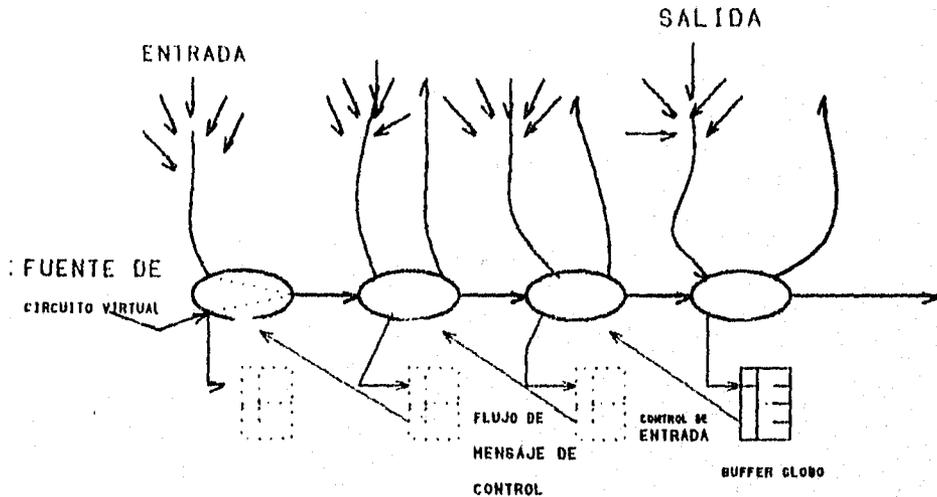


Figura 2: MODELO DE SIMULACION.

El modelo consiste de 4 nodos con 5 fuentes sensando cada nodo. Nosotros consideraremos 4 de estas fuentes como externas ubicadas solamente con el propósito de proveer el tráfico.

Las medidas de desempeño que hemos seleccionado para estudiar son la carga y las pérdidas contra los parámetros de tráfico ρ y c^2 , así como la congestión de entrada. Donde ρ es el grado de utilización del servicio de espera de paquetes, y c^2 es la capacidad de enlace.

Las figuras 3 a la 11 muestran los resultados del estudio. Para su estudio hemos seleccionado el proceso de llegada a ser IBP, el cuál es completamente descrito por el valor de los parámetros ρ y c^2 , estos dos parámetros tienen un valor significativo en el desempeño de cualquier esquema, el otro parámetro importante es la congestión de entrada en el buffer globo. Este parámetro determina donde se activa el control de flujo.

En el experimento de simulación tenemos un tamaño de buffer globo fijo, equivalente a 2000 celdas ATM y un retardo de propagación de 2 ms. Este retardo de propagación traslada 2928 ranuras de tiempo de su habitual línea de rapidez asumida de 620 Mbps.

El tamaño de los buffers es aproximadamente igual a la diferencia entre el tiempo y el ancho de banda que una fuente que viola el contrato de tráfico que puede ofrecer y el máximo que un nodo puede manejar por la duración del retardo de propagación.

La congestión de entrada en el experimento donde ρ y c^2 son variables fue seleccionada para ser aproximadamente de dos veces el tamaño de las ráfagas esperado, para ser capaz de absorber alguna sobrecarga activando el control de flujo. En todos los experimentos el control de entrada esta fijo en 50, intentando que sea pequeño con respecto a la congestión de entrada para evitar problemas de inestabilidad, el parámetro ρ de la fuente en todos los experimentos fue fijado para ser mayor que 0.5.

En todos los experimentos (excepto donde ρ es la variable de interés) la carga promedio ofrecida a la red es del 100 %. La gráfica traza la carga que entra a la red contra dos diferentes parámetros.

Los rangos de ρ y c^2 fueron seleccionados para representar una amplia variedad de tráfico, estos rangos son realistas y capturan también la situación del peor caso.

5.2.4 DISCUSION DE RESULTADOS.

Todos los experimentos involucran grandes tamaños de buffers, grandes retardos de propagación y gran capacidad para soportar ráfagas.

La figura 3 muestra la carga que a la fuente le es permitida para poner en la red contra la c^2 para valores de $\rho = 0.6, 0.7$ y 0.8 .

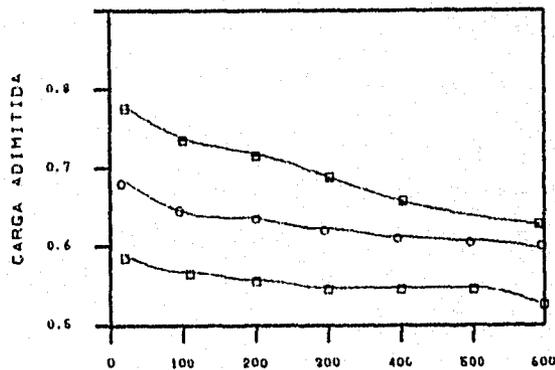


Figura 3: CARGA vs COEFICIENTE C, VARIANDO RHO.

Esto muestra la sensibilidad del algoritmo de control de flujo para las ráfagas de la fuente. Conforme las ráfagas de la fuente son incrementadas el algoritmo de control inicia regulando más y más. La sensibilidad depende de la congestión de entrada como es evidente en la figura 7. La figura 4 muestra el efecto de la capacidad para soportar ráfagas para diferentes ρ .

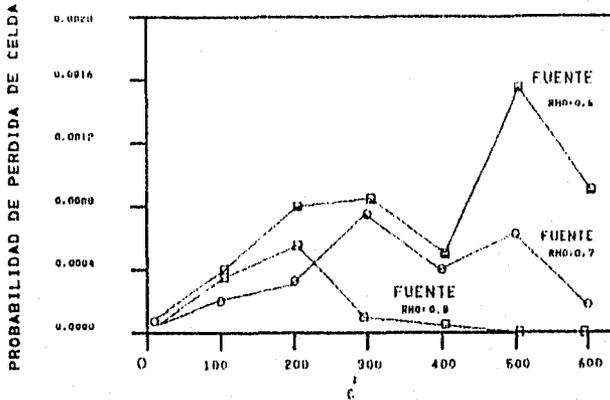


Figura 4: PERDIDA vs C² VARIANDO RHO.

El resultado significativo en esta curva es que la pérdida para un elevado ρ es baja y que ρ es baja para una alta capacidad de soporte de ráfagas. Esto es porque el algoritmo de control de flujo hace mejor trabajo de restricción a la fuente con el ρ grande, reduciendo la sobrecarga en la red.

Las figuras 5 y 6 demuestran la responsabilidad de la fuente para una violación ρ . La curva de pérdida ilustra que la entrada operando no es la óptima para una baja c^2 de 50, causando una alta pérdida.

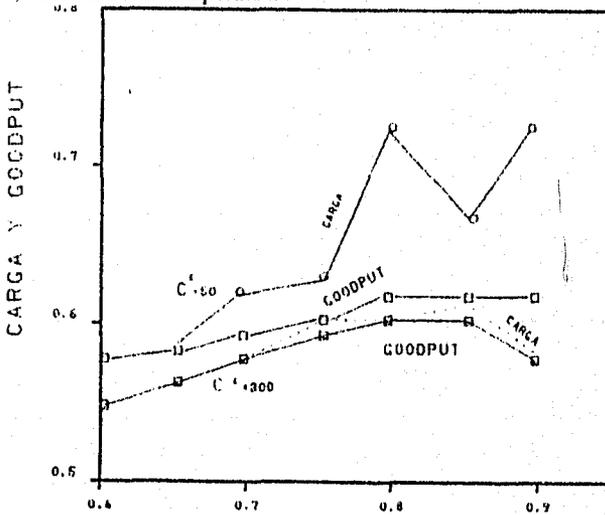


Figura 5: CARGA Y GOODPUT vs RHO, VARIANDO C².

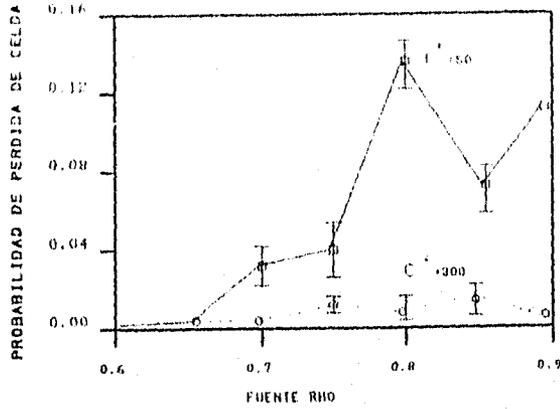


Figura 6: PERDIDA vs RHO, VARIANDO C².

La carga y la curva de capacidad total ilustra el mismo punto. El control de flujo no hace un buen trabajo en el control de la carga en caso de la c^2 baja, permitiendo una gran brecha entre la carga y la curva goodput, el resto de la figura muestra la sensibilidad de la medida de desempeño de la congestión de entrada.

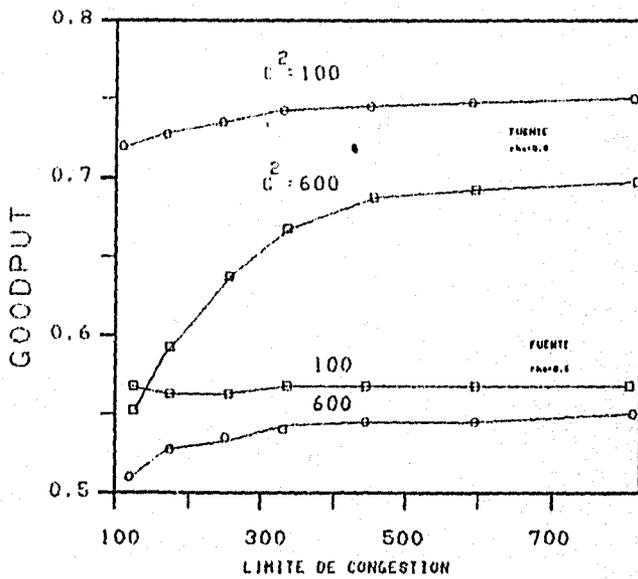


Figura 7: CARGA vs BUFFER, VARIANDO RHO Y C².

La carga y la curva de capacidad total de la fuente, figura 7 y 8 se saturan cuando la entrada se incrementa.

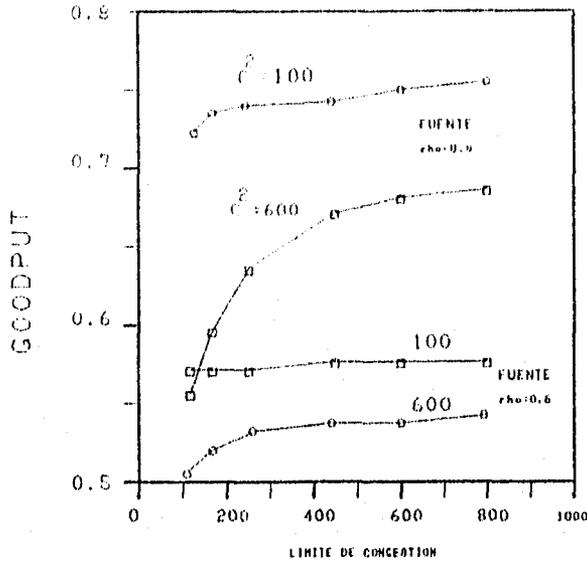


Figura 8: GOODPUT vs BUFFER, VARIANDO RHO Y C^2 .

Las figuras 9 y 10 muestran como la pérdida varía con la congestión de entrada. En las primeras dos de estas curvas notamos una tendencia de la pérdida de ser mayor para baja capacidad de soporte de ráfagas y baja entrada.

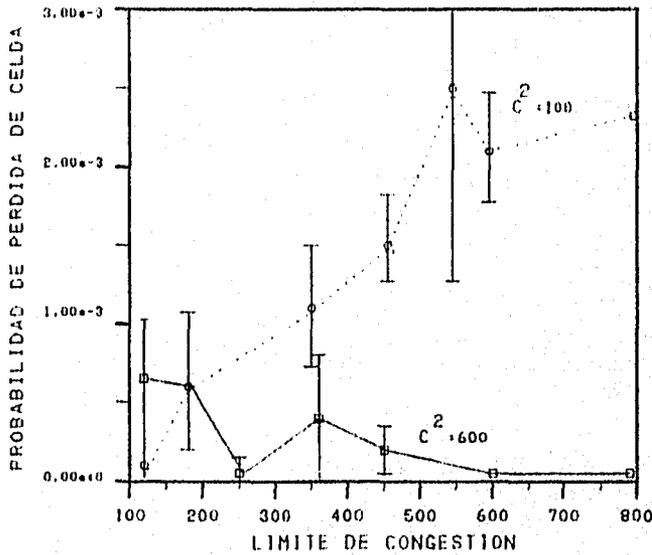


Figura 9: PERDIDA vs BUFFER, avg RHO = 0.6
CON RHO = 0.8, VARIANDO C^2 .

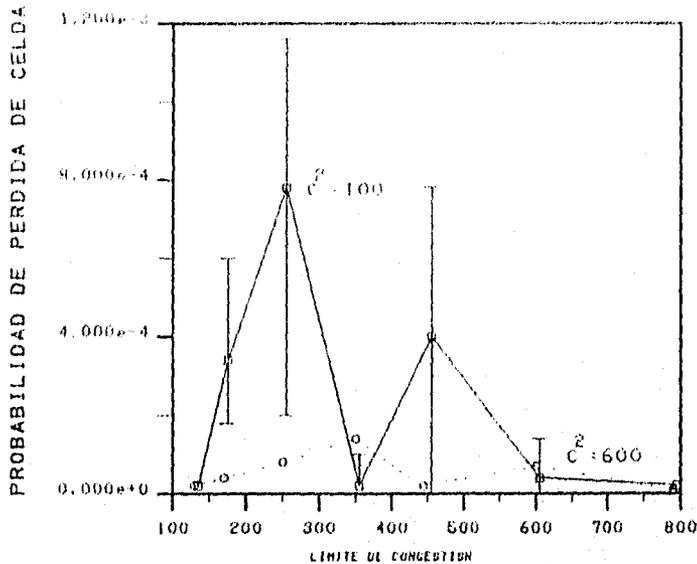


Figura 10: PERDIDA vs BUFFER, avg RHO = 0.8
CON RHO = 0.8, VARIANDO C².

Esto lo atribuimos a la baja diferencia entre la congestión de entrada y la entrada libre. Este efecto es muy pronunciado en el caso de la fuente transmitiendo con una ρ de 0.8 porque todo el tiempo la fuente puede transmitir libremente, esta transmisión es a una alta velocidad.

Estos resultados demuestran la habilidad de la red para absorber pequeñas sobrecargas. Se observa que este esquema puede absorber sobrecargas e incrementar la efectiva utilización de los recursos de la red sin generar un número excesivo de mensajes de control.

5.3 REFERENCIAS.

- 1.- R. Wulleman, I. Van Laudegem
Comparison of ATM Switching Architectures
International Journal of Digital and Analog Cabled Systems
Vol. 2, 1989.
- 2.- M. Gerla, L. Kleinrock
Flow Control, a Comparative Survey
IEEE Trans Comm.
April 1980.

6

ENRUTADORES PARA REDES

ATM

6.1 ENRUTADORES EN REDES ATM.

Un enrutador selecciona el trayecto óptimo para transportar los datos en la red, basándose para ello en el destino, calidad del servicio y tráfico. El enrutador es sensible a el protocolo en sus capas de transporte y de la red.

Una red de comunicaciones es una colección de unidades que permiten comunicar y un conjunto de nodos que proveen conexiones entre tales unidades.

Una trayectoria en la red es definida como una colección de enlaces de comunicación subsecuentes que finalmente conectan dos unidades una a la otra. El proceso de selección de una trayectoria en la red es una función de enrutamiento.

Algunos de los atributos deseables o funciones de enrutamiento son: cumplimiento, simplicidad, robustabilidad, estabilidad, imparciabilidad y optimabilidad. Los dos primeros son por si mismos explicativos. Robustabilidad es la capacidad de la técnica para tener suficiente fuerza para soportar cambios en la topología de la red. Idealmente la red reacciona a tales contingencias sin afectar el servicio que provee al usuario. En otro caso, la red puede mostrarse inestable oscilando entre los extremos. Por ejemplo el tráfico de una área congestionada puede ser cambiado a otra área, el cuál puede causar congestión en está y la primera área sufrir una utilización, por lo cuál alguna parte del tráfico puede ser reenrutada de regreso a la primera área, presentandose dificultad para balancear la carga en la red, y oscilando de ésta manera la red puede nunca llegar al estado estable. El criterio de desempeño para optimizar el funcionamiento de la red puede ser la minimización del retardo medio o la maximización de la velocidad. Dado que estos dos objetivos pueden estar en conflicto, la meta puede ser maximizar el producto total de las operaciones en varias facetas (Throughput). Además se demanda un compromiso entre la eficiencia global y la equitatividad para conexiones individuales.

Varias técnicas de enrutamiento han sido presentadas en redes comunes tales como TYMNET, TRANS PAC, ARPANET, SNA, DNA. Todas ellas son ejemplo de transporte de paquetes de datos en la red, los enúales se mueven de una inidad a otra. Son almacenados y procesados en cada nodo a lo largo de la trayectoria.

La velocidad de enlace de estas redes es del orden de varios Kbps. Con estos enlaces lentos el mayor criterio de diseño es el uso eficiente del ancho de banda de la red. En general los algoritmos de enrutamiento implementados en estas redes son variables como el algoritmo de trayecto mas corto que enruta paquetes de la fuente a el destino sobre el trayecto de menor costo. Algunas redes usan costo fijo por cada enlace en la red y otra usan parámetros de medidas tales como congestión, retardo medio de paquetes, utilización del enlace, etc.

En redes de circuitos virtuales, la decisión de enrutamiento es hecha en la fase de establecimiento del circuito.

El lugar de toma de decisión también varía entre diferentes redes. En algunas redes, cada nodo tiene la responsabilidad de seleccionar un enlace de salida para enrutar paquetes. En otras el enrutamiento es centralizado, es decir un nodo central es responsable de las decisiones de enrutamiento. Otra alternativa frecuentemente usada es el enrutamiento por la fuente en la cual el nodo origen determina la trayectoria completa.

Normalmente la información de enrutamiento en redes de circuitos virtuales esta dada por un número de canal lógico (LCN) definido por cada circuito virtual en la red. Cuando el LNC es empleado como un identificador de trayecto cada nodo tiene una tabla que determina el puerto de salida. Alternativamente el identificador del circuito virtual puede ser único de fuente a destino, eliminando la necesidad de actualizar la LNC en cada nodo.

En la red ATM los tamaños de los paquetes variables generados por un usuario son soportados por la capa de adaptación ATM (AAL). AAL soporta las funciones de la capa alta de protocolos y conexiones entre interfaces ATM y no ATM. En AAL, unidades de información son segmentadas y colectadas en forma de celdas ATM. Las celdas ATM consisten de una cabecera de 5 bytes y un campo de información de 48 bytes. El tamaño pequeño de las celdas ATM (con gran cabecera) es adecuada para ofrecer un medio atractivo de intercambio de información multimedia con un amplio espectro de características de tráfico.

El concepto de trayecto virtual en redes ATM fué propuesto para reducir el tamaño de las tablas de enrutamiento (son tablas que tienen cada nodo de la red). Un trayecto virtual es un conjunto de circuitos virtuales entre dos puntos terminales de la red como se muestra en la figura 1.

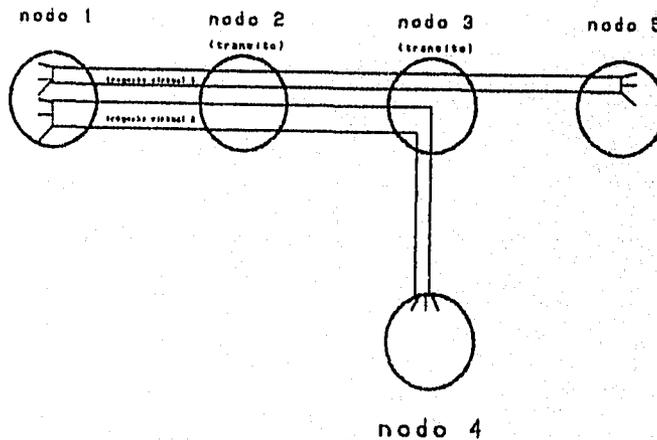


Figura 1: CONCEPTO DE TRAYECTO VIRTUAL.

Hay dos tipos de switches ATM, switches VC's y VP's dependiendo de la entidad de enrutamiento, los valores no son cambiados en los switches VP, los switches VC probablemente son mas usados para un mejor control del procedimiento de establecimiento de llamadas y los switches VP son mejores para el manejo de funciones de la red.

El establecimiento de un VC está determinado por el criterio de desempeño. Sin embargo las diferentes características de tráfico demandan diferentes niveles de desempeño.

Para propósitos de presentación el tráfico en redes ATM puede ser catalogado dentro de cuatro clases con respecto al retardo que presenta de punto a punto y los requerimientos de pérdida de celda como se ilustra en la figura 3.

SERVICIO DE CONECTIVIDAD	SERVICIO DATAGRAMA	ALTO
APLICACIONES PARA TRANSFERENCIA DE VIDEO	SERVICIO ORIENTADO A CONEXION, APLICACIONES VISUALES	
BAJO		
TOLERANCIA A EL ERROR		

Figura 3: CUATRO CLASES DE SERVICIO DE RED.

La primera es la clase de conectividad de servicio y tiene la característica de ser relativamente tolerante a retardos pero intolerante a errores. Las más tradicionales comunicaciones de datos constituyen esta clase de servicio. El servicio datagrama presenta tolerancias tanto en el retardo como a errores. La tercera clase de servicio está orientada a servicios tolerantes a errores pero no a retardos, generalmente es utilizada para aplicaciones visuales. Finalmente la cuarta corresponde a tráfico con baja tolerancia a retardo y errores, su aplicación es por ejemplo en transferencia de imágenes comprimidas. Las técnicas para cumplir varios objetivos de desempeño para los diferentes tipos de tráfico en redes ATM es un tema que necesita investigación detallada.

Un VP tiene su propio ancho de banda limitado. Dadas las características de tráfico y el ancho de banda permitido para las conexiones existentes, la mayor tarea es determinar el ancho de banda total requerido por VP incluyendo la nueva conexión, si este ancho de banda es mayor que el ancho de banda permitido al VP entonces la nueva conexión es rechazada.

Esta tarea no es una parte de las funciones de enrutamiento, sin embargo tiene consecuencias directas al limitar el número de VPs que pueden ser definidos en la red. Los tres atributos deseables por enrutadores en redes ATM son:

- 1.- Cambios rápidos a el ancho de banda permitido de un VC/VP.
- 2.- Rápida detección de fallas y rápido reenrutamiento de VPs, en donde están las componentes de las fallas.
- 3.- Medios flexibles de borrar y agregar VPs para ajustar la variabilidad del tráfico sobre diferentes escalas de tiempo.

De estos atributos se deduce que el algoritmo de enrutamiento en redes ATM será capaz de cambiar el monto del ancho de banda permitido en los VPs.

Fallas en la red son inevitables por ello es necesitado un rápido mecanismo de recobro para minimizar los efectos de fallas del tráfico existente. Decisiones de reenrutamiento pueden ser hechas en un nodo central, nodo fuente o nodos intermedios de manera distribuída. Los recursos consumidos por el algoritmo de enrutamiento son el almacenamiento para la topología de la base de datos, la capacidad de procesamiento para computar y evaluar las tablas de reenrutamiento, y el ancho de banda para propagar la actualización de la base de datos en otros nodos. Si la base de datos de la topología de la red incluye información acerca de de todos los recursos de la red entonces son óptimas o cercanas a óptimas las decisiones de enrutamiento. Otras alternativas es dividir la red dentro de grupos lógicos. Nodos correspondientes a un grupo pueden tener información completa acerca de los recursos de su propio grupo pero pueden tener información mínima acerca de otros grupos.

Es bien conocido que las características del tráfico en redes telefónicas varían sobre diferentes escalas de tiempo (hora a hora, día a día, mes a mes). Un comportamiento similar es esperado en redes ATM para algunos tipos de tráfico como voz y video. Para ello se requieren medios flexibles para agregar o borrar VPs para ajustar la variabilidad de tráfico sobre diferentes escalas de tiempo.

6.2 METODOLOGIAS DE ENRUTAMIENTO.

En esta sección mostraremos varias metodologías de enrutamiento propuestas e implementadas en redes públicas y comerciales en perspectiva de redes ATM.

6.2.1 ENRUTAMIENTO POR EL TRAYECTO MAS CORTO.

Los algoritmos para enrutar por la vía mas corta los paquetes de la fuente a el destino para un costo de trayecto minimo para redes públicas normales y comerciales casi siempre son una variación del algoritmo propuesto por Ford/Fulkerson o Dijkstra. El primero es un algoritmo de distribución que requiere información del servicio inmediato solamente. Acordemos el algoritmo de Dijkstra proporciona convergencias rápidas cuando ocurren fallas en la red.

6.2.2 ENRUTAMIENTO POR TRAYECTO FIJO.

En el enrutamiento por trayecto fijo, un conjunto de tablas de enrutamiento se encuentra en un punto de control central, el cuál computa las nuevas tablas de enrutamiento para todos los nodos que son afectados por cambios. Si el flujo de tráfico es estable entonces el esquema de enrutamiento fijo puede ser optimizado para producir buenos resultados. Por ello tales algoritmos pueden no ser usados en redes ATM debido a los cambios constantes en las características del tráfico.

6.2.3 ENRUTAMIENTO POR SATURACION

Enrutamiento por saturación es un procedimiento de llamada desarrollado para operar en redes de switcheo de circuitos. Cuando una nueva conexión se requiere, un nodo multiclase hace el requerimiento para todos sus vecinos, similarmemente los nodos intermedios envían el mensaje a todos los enlaces excepto a el enlace donde proviene el mensaje, el proceso continua hasta que el nodo destino es encontrado.

Las mayores ventajas del enrutamiento por saturación son la simplicidad, robustabilidad, flexibilidad y formalidad así como el soporte a cambios en la topología de la red. La mayor desventaja es el gran número de mensajes de control que los nodos deben procesar y transmitir. Para uso en redes ATM el mensaje incluirá el ancho de banda total requerido por la conexión.

6.2.4 ENRUTAMIENTO POR AUTOAPRENDIZAJE PROBABILISTICO.

La selección de un trayecto de fuente a destino es hecha probabilisticamente donde las probabilidades asignadas a el trayecto dependen del estado de la red.

Tales redes de comunicación son no estacionarias es decir estos estados varían con el tiempo. En este esquema un nodo fuente asigna todos los trayectos probabilísticamente eligiendo el trayecto del costo mínimo, para ello es crucial ajustar dinámicamente estas probabilidades. Un algoritmo para enrutamiento por autoaprendizaje probabilístico propuesto ajusta las probabilidades como sigue:

El incremento de la probabilidad es inversamente proporcional a que tan pequeño fué el costo. Un cambio en la probabilidad de un trayecto causa cambios en las probabilidades de todas las trayectos terminales.

La característica clave que hace el enrutamiento por autoaprendizaje atractivo es su simplicidad y su operación descentralizada.

En la practica, este esquema puede dirigir la red a una operación global óptima, sin embargo le toma tiempo llegar al estado estable.

6.3 REFERENCIAS.

- 1.- CCITT Study Group XVIII
AMT Layer Specification for B-ISDN
Draft Recommendation I.361, Enero 1991.
- 2.- J. M. Akinpelu
The Overload Performance of Engineered Networks with nonhierarchical Routing.
BSTJ, Vol. 63 No. 7, Septiembre 1984.
- 3.- P. A. Humblet
Another Adaptative Distributed Shortest path Algorithm
IEEE Trans. Comm., Vol. 30 No. 6, Junio 1991.

7

GATEWAYS PARA REDES

ATM

7.1 CONTROL DE CONGESTION EN GATEWAYS PARA REDES DE ALTA VELOCIDAD.

Estudiaremos los algoritmos de control de congestión a ser usados en gateways que conectan LANs a redes de alta velocidad. Diferentes mecanismos de control son propuestos y sus resultados son discutidos como una función de los parámetros de la red y las características del tráfico. Nos enfocaremos principalmente en la confiabilidad de la información pasada a través del gateway para desempeñar el control. Mostraremos la influencia del retardo de propagación en la efectividad de la vigilancia propuesta.

Avances en redes de comunicación de datos posibilitan el desarrollo de nuevas aplicaciones con nuevas requerimientos de servicio y grandes cantidades de datos transferidos. Un resultado crítico en tales sistemas es la congestión en la red que puede impactar dramáticamente las aplicaciones requeridas. Nos enfocaremos especialmente en control de congestión para varios tipos de Redes de Area Local (LANs) que interconectadas por medio de gateways a una Red de Area Metropolitana (MANs) de alta rapidez, basada en Frame Relay o ATM. La velocidad de transmisión sobre una LAN (v.g. 10 Mbps en Ethernet, 16 Mbps en Token Ring) es una magnitud baja en comparación con una estructura de alta velocidad como que puede manejar velocidades de 100 Mbps a 622 Mbps). Mostraremos este sistema en la figura 1. En la cuál se puede ver que es el foco del flujo de datos entre la fuente y destino por lo que el buffer del gateway se llena rápidamente y es el mayor punto de congestión en la red. Por ello para evitar una excesiva pérdida de paquetes es necesario incluir un mecanismo explícito de control de congestión.

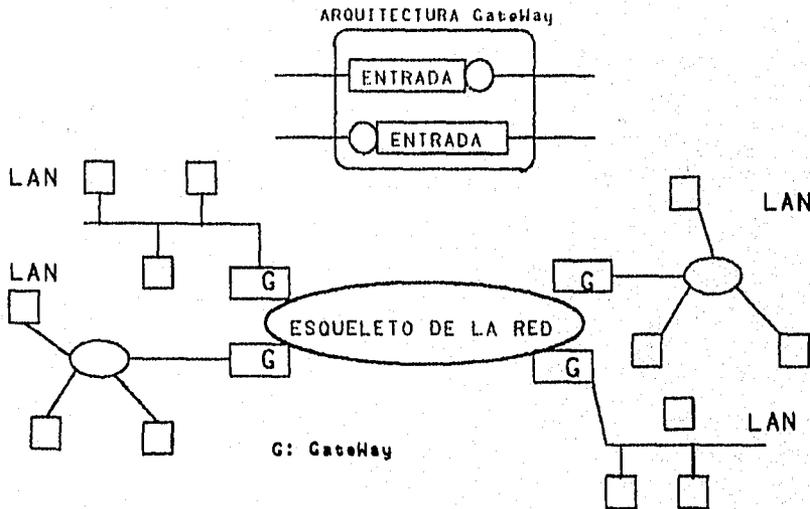


Figura 1: ESTRUCTURA DE LA INTERCONEXION DE LA RED.

7.1.1 MODELO DE SISTEMA.

La figura 2 muestra el modelo de espera en la red, de la conexión hipotética de la figura 1. Esta está compuesta de k entradas a el Gateway (IG) que envían el flujo de información a través de la red a una única salida del Gateway (OG). Un gateway está modelado por dos únicos sistemas servidores de espera caracterizados por el tiempo de acceso a la red. La velocidad de transmisión sobre la estructura es igual a μ y μ_{out} denota la velocidad de transmisión a la salida del gateway. La velocidad en la estructura es mayor que la de salida del gateway. Por ejemplo $\mu \cong 10 \mu_{out}$. También asumimos que el buffer es dividido en varias secciones, cada una destinada a una dirección particular de la LAN, cada división del buffer tiene una capacidad B .

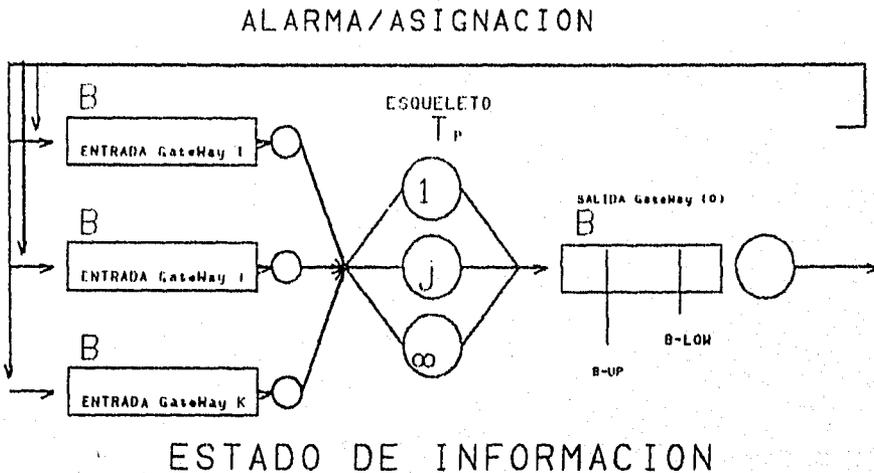


Figura 2: MODELO DE ESPERA EL SISTEMA DE INTERCONEXION.

El retardo de propagación T_p entre un par entrada-salida es una constante fija igual a $C * \mu_{out}^{-1}$, donde c es un parámetro constante. El parámetro λ_i es la velocidad de llegada a la espera de entrada i , donde $i = 1, 2, \dots, k$ y k es el número de esperas de entrada.

7.2 MECANISMOS DE CONTROL DE CONGESTION.

Consideraremos el modelo mostrado en la figura 2, en el cuál se ejercita el control de congestión en la espera de salida y usamos el tamaño de espera de la información como un sintoma de congestión. Un paquete es agregado a la espera de salida instantáneamente si el tamaño de espera es mayor que el límite predefinido. B_{up} , la realimentación de paquetes de alarma es enviada a todas las esperas de entrada.

La espera de entrada al recibir un paquete de alarma se abstiene de transmitir nuevos paquetes. Además las llegadas externas son almacenadas en las esperas de entrada. Si el tamaño de la celda de espera decrece a un cierto nivel $Blow$ entonces una señal de reanudación es enviada así que nuevamente le es permitido a las esperas de entrada reanudar sus transmisiones. Presentamos los tres mecanismos investigados para proyectar el paquete.

7.2.1 LQ (LARGEST QUEUE).

Mediante esta política se le impone a la entrada del gateway que transfiera regularmente su información a la salida del mismo; con lo que se disminuye la probabilidad de pérdida.

7.2.2 RM (RANDOM).

En esta política una entrada al gateway es seleccionada basándose en el resultado de una prueba independiente en la cual la i -ésima entrada al gateway con probabilidad $P_i = 1/k$ a ser seleccionada, donde k es el número de entradas activas al gateway.

El medio para obtener el valor de k es observando la dirección de la fuente de las llegadas a la salida del gateway. Se ha encontrado que si el retardo de propagación se incrementa el desempeño de RM y LQ se aproximan uno a otro. También se observa que la política RM no depende del retardo de propagación. Las ventajas son:

Primero las entradas a los gateways no tienen que enviar su información a la salida de los mismos, por ello guardan ancho de banda y reducen la complejidad.

Segundo, lejos de tener que enviar paquetes a parar todas las entradas de los gateways, solo se envía a el área congestionada, por lo que su tratamiento probabilístico realza su imparcialidad.

7.2.3 RM+ (RANDOM +).

Una variación de la política RM es llamada RM+, esta política selecciona las entradas a el gateway basándose en el resultado de una prueba independiente.

La i -ésima entrada al gateway tiene probabilidad P_i . Una elección natural es fijar P_i en proporción a la velocidad de llegada de cada entrada i del gateway, dando como resultado que la entrada con mayor velocidad de llegada tomará más paquetes en espera. No hay dificultad para implementar este esquema una vez que esta activa la entrada del gateway, es enviando el valor de la velocidad de llegada a la salida del gateway.

Obviamente si el tráfico de llegada es homogéneo y balanceado entre las entradas del gateway, ambos RM y RM+ tienen el mismo funcionamiento. Por otra parte cuando las llegadas son heterogéneas y desbalanceadas el desempeño del sistema RM+ es mejor del de RM. Es interesante notar que durante la congestión, RM ofrece prioridad a los usuarios con altas velocidades.

7.3 FORMULACION DEL PROBLEMA.

Estamos interesados en el estado de información pasada a través del gateway para controlar el flujo de las fuentes. El estado de información es definido por el número de paquetes de datos en espera para ser transmitidos en la política LQ. No se usa el estado de información con RM o RM+. Deseamos evaluar el mejoramiento obtenido por usar el estado de información como una función de los parámetros de la red para estimar el rango de las características de la red para las cuáles el control es de interés. Se dice que la salida del gateway está congestionada si el tamaño de la espera es mayor que el límite dado B_{op} .

El problema aparece debido a la relación entre el retardo de propagación en la red (T_p) y el tiempo de transmisión de un paquete (T_t). Típicamente varios cientos de paquetes estarán simultáneamente en tránsito y harán el control de realimentación reactivo inefectivo en muchas situaciones.

Tenemos que $n_i(t)$ es el número de clientes en IG_i , aquí el estado de información $N(t) = [n_1(t), n_2(t), \dots, n_i(t)]$ es enviado en el tiempo t_i , este llegará a la salida del gateway en el tiempo $t + T_p$. El control si es hecho inmediatamente, se enviará a el gateway blanco que será alcanzado en el tiempo $t + 2T_p$.

Un problema es por supuesto el hecho de que el nivel de congestión es alcanzado, una señal es enviada a el gateway fuente, pero el flujo de entrada no será detenido hasta que la señal alcance efectivamente la entrada del gateway. Por ello la salida del gateway tendrá un buffer que cubrirá el flujo de paquetes durante un periodo de aproximadamente $2T_p$ de duración.

El segundo problema es el hecho de que la salida del gateway controlará la congestión usando una información donde T_p es vieja. Mas aún, otra T_p será necesaria antes de que el control llegue a la estación donde toma lugar.

Para este tiempo el estado de información podría haber cambiado. Como mencionamos anteriormente diferentes políticas proyectadas pueden ser usadas para seleccionar la entrada blanco del gateway con congestión. Obviamente la eficiencia esta directamente relacionada con respecto del estado de información usado para desempeñar el control. El control es eficiente si el estado de información no cambia entre el instante en que fué generado por la fuente y el momento donde el control es desempeñado en el gateway blanco.

En primera instancia si usamos la política LQ, en el tiempo t el estado de información $N(t) = [n_1(t), n_2(t), \dots, n_k(t)]$ es enviado por la entrada de la fuente. Supongase que m es el índice del IG tomando el número más grande de clientes. Después de $2T_p$ esperas m será seleccionado para enviar un paquete de datos. Sin embargo, por este tiempo el estado de información:

$$N(t + 2T_p) = [n_1(t + 2T_p), n_2(t + 2T_p), \dots, n_k(t + 2T_p)] \text{ será tal que } n_m(t + 2T_p) \leq n_m(t + 2T_p), \quad m \neq r.$$

En este caso, el estado de información está fuera de tiempo. Como una evaluación cuantitativa en estado i fijo de la cantidad del estado de información tenemos la siguiente definición.

Tenemos que (n_1, n_2, \dots, n_k) es el estado de información enviado por la entrada del gateway. Asumimos que $m, 1 \leq m \leq k$, es el índice de la entrada del gateway tomando la espera más larga para el vector del estado de información, v.g. $n_m \geq n_j, j \neq m$. Después de la duración de un periodo de $2T_p$, la entrada del gateway m recibirá una asignación para transferir un paquete a la salida del gateway. Por esta vez el estado de información será $(n^*_1, n^*_2, \dots, n^*_k)$, con r que representa el índice de la espera más larga. Deseamos evaluar la probabilidad de que $m \neq r$.

Esta probabilidad de error puede ser expresada como sigue:

$$P_{error}^{2T_p} = \sum_{n_1, 1 \leq i \leq k, 1 \leq n_i \leq B} P_{error}^{2T_p}(n_1, n_2, \dots, n_k) P(n_1, n_2, \dots, n_k) \text{ donde}$$

$$P_{error}^{2T_p}(n_1, n_2, \dots, n_k) = P(m \neq r).$$

Mediremos la probabilidad de error para simulación usando la siguiente métrica:

$$P_{error} = [(\# \text{ de asignaciones incorrectas}) / (\# \text{ de asignaciones correctas e incorrec.})] * 100$$

Aquí, P_{error} mide la frecuencia de las asignaciones incorrectas debido a el periodo de $2T_p$. Por ello la degradación del estado de información puede ser representada por P_{error} .

Note que la función P-error es un estimador de la eficiencia del algoritmo el cual debe ser cuidadosamente analizado. En primera instancia, usando un algoritmo tal como I.Q tenderá a igualar las esperas en el gateway. Por ello aún si una selección es errónea, el tamaño de espera seleccionada será cerrada a un tamaño de 1 máximo. En esta situación, el algoritmo puede permanecer trabajando bien con poca probabilidad de error. Otra métrica será definida como la distancia absoluta entre las dos mayores esperas observadas en el tiempo t y $t+2T_p$, v.g. $|n_{t+2T_p} - n_t|$.

Estamos interesados en caracterizar la precisión del estado de información como una función de la relación C entre el retardo de propagación y el retardo de transmisión a la salida del bridge, también como evaluar la influencia de la distribución del tráfico

7.4 RESULTADOS.

Todos los resultados fueron obtenidos usando experimentos de simulación. La tabla resume los valores de los distintos parámetros usados en el experimento.

PARAMETROS USADOS EN SIMULACION.

PARAMETROS	SIMBOLO	VALOR
Número de entradas del gateway	k	3.7
Tamaño del buffer	B	20
Límite superior	B_{up}	15
Límite inferior	B_{low}	10
Velocidad de salida	μ_{out}	1.6
Velocidad de entrada	μ_{in}	$10 * \mu_{out}$
Retardo de propagación	T_p	c/μ_{out}
Constante	C	1,3,5 y 10
Velocidad de llegada (homogénea)	λ	k
Factor de carga	LF	100 %
Grado de heterogeneidad	h	2
Velocidad de llegada (heterogénea)	λ_i	$\lambda_1 * h$ donde $\sum_{i=1}^h LF * \mu_{out}$

En este estudio, conducimos los experimentos bajo medios homogéneos y heterogéneos, cada uno de los cuáles con llegadas exponenciales y de ráfaga (bursty), (Hyp10: Distribución Hiperexponencial con coeficiente de variación = 10)

Las figuras 3 a la 6 presentan el porcentaje de asignaciones incorrectas (P_{err}) como una función del retardo de propagación T_p para LQ, RM y RM+. Varias conclusiones se pueden obtener de las figuras.

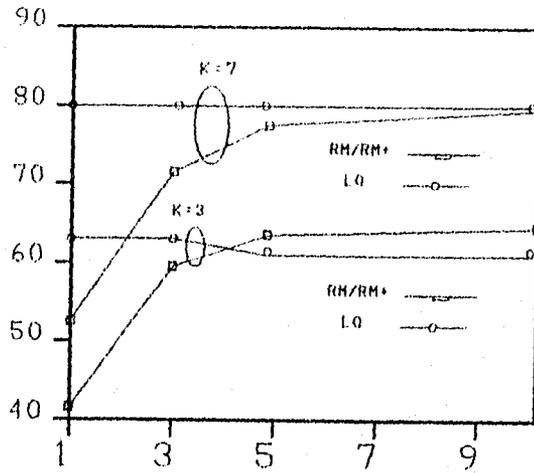


Figura 3: PROBABILIDAD DE ASIGNAR UN ERROR vs RETARDO DE PROPAGACION NORMALIZADO.

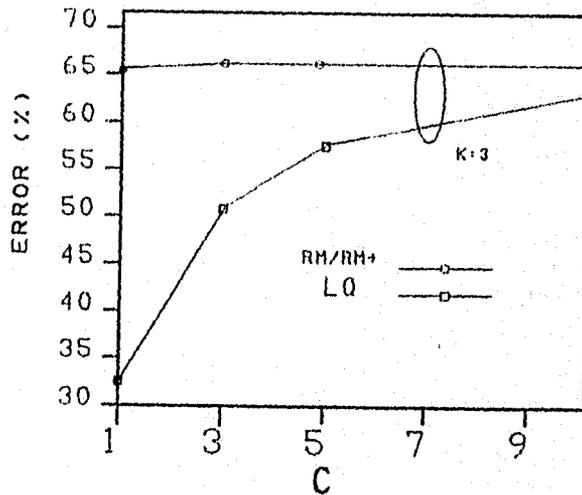


Figura 4: PROBABILIDAD DE ASIGNAR UN ERROR vs RETARDO DE PROPAGACION NORMALIZADO.

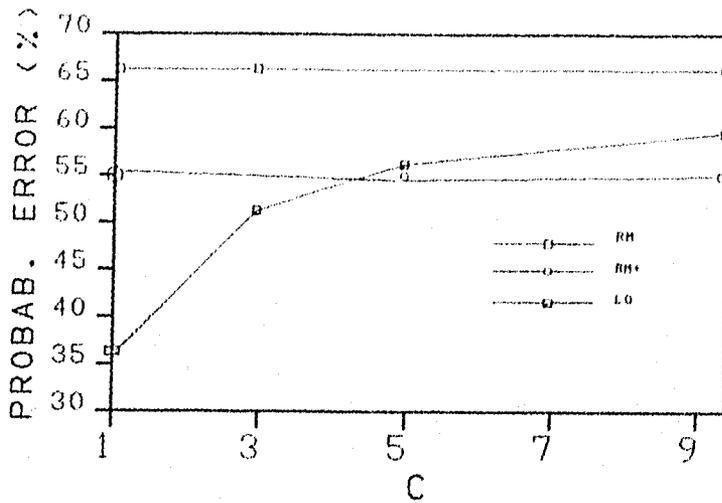


Figura 5: PROBABILIDAD DE ASIGNACION ERRONEA vs RETARDO DE PROPAGACION (HETEROGENE0 vs EXPONENCIAL)

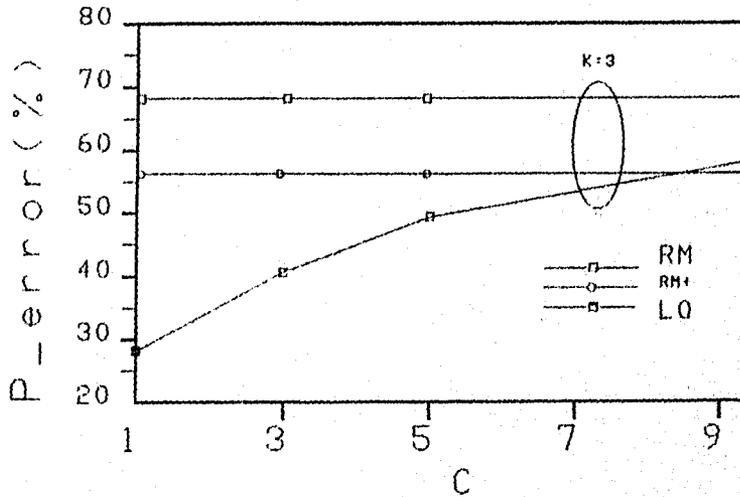


Figura 6: PROBABILIDAD DE ASIGNACION DE ERROR vs RETARDO DE PROPAGACION NORMALIZADO.

Observando que cuando el retardo de propagación es más grande. El error producido cuando seleccionamos la entrada blanco del gateway no es insignificante. De aquí que las políticas RM y RM+ son más eficientes.

Las figuras 7 y 8 ilustran el funcionamiento de la probabilidad de pérdida total en todas las esperas de entrada y salida como una función de T_p para distribuciones exponenciales o de ráfaga.

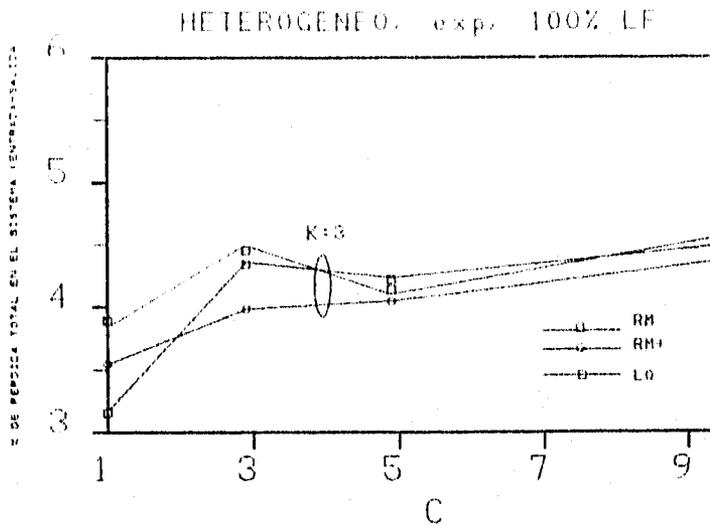


Figura 7: PERDIDA TOTAL EN ENTRADA Y SALIDA COMO UNA FUNCION DE RETARDO DE PROPAGACION.

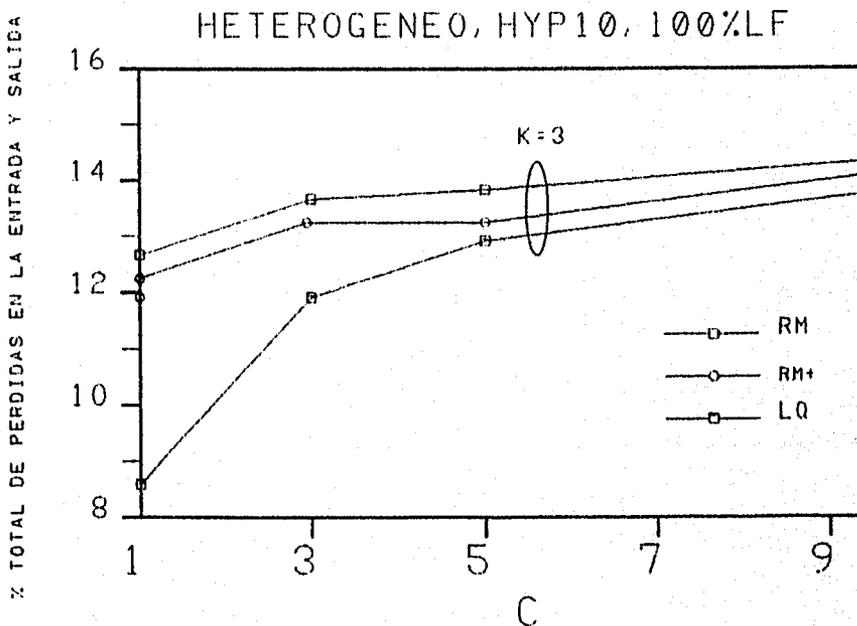


Figura 8: PERDIDA TOTAL EN ENTRADA Y SALIDA COMO UNA FUNCION DEL RETARDO DE PROPAGACION (HETEROGENEO Y BURSTY).

En $T_p = 1 * \mu_{out}^{-1}$ la política LQ exhibe el mejor desempeño, esto no es una sorpresa pues el objetivo de LQ es minimizar la probabilidad de pérdida completa y no es en su mayor parte violada con la presencia de pequeños retardos de propagación.

Cuando T_p resulta mayor entonces hay una pequeña diferencia entre las tres políticas.

La entrada individual y pérdidas de salida son mostradas en la figura 9 como una función de la identidad de entrada a el gateway. Aparentemente bajo la política RM los usuarios con alta carga experimentan altas pérdidas porque en esta política todos los usuarios son tratados igualmente.

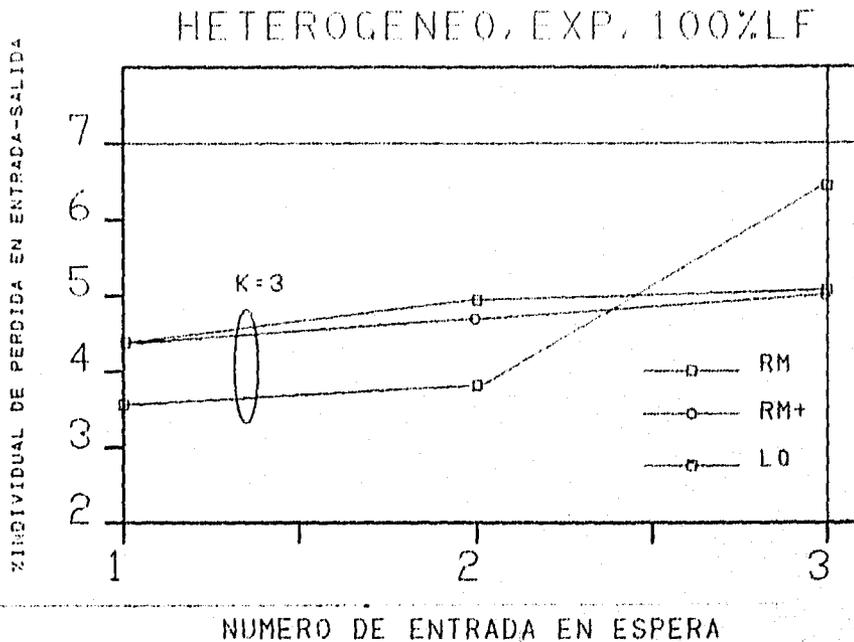


Figura 9: PERDIDA INDIVIDUAL EN ENTRADA-SALIDA vs ENTIDAD DE ENTRADA EN ESPERA (HETEROGENEO Y EXPONENCIAL).

Contrariamente las políticas LQ y RM+ tienden a ofrecer prioridad a usuarios con gran carga , y los usuarios con carga ligera obtienen un pobre desempeño cuando la heterogeneidad de la demanda es alta. La figura 10 muestra el tiempo de respuesta agregado (normalizando a μ^{-1}_{out} contra el retardo de propagación T_p bajo llegadas heterocógenas y espontáneas. Este tiempo de respuesta agregado ha sido medido como la suma del tiempo de respuesta agregado en la entrada al gateway y el tiempo de respuesta de la salida del gateway.

No sorprende que cuando T_p es pequeña las políticas que muestran mejor desempeño son las RM seguida por RM+ y LQ. Esto se explica de la siguiente manera:

1. Como fue señalado anteriormente, el propósito de la política LQ es minimizar la pérdida completa en el sistema. Por supuesto cuando T_p es pequeño, este comportamiento se mantiene.

2. Aunque la política RM puede no minimizar la pérdida total en el sistema, esta garantiza que en al menos con cierta probabilidad P_i que cada entrada al gateway no será saturada. De aquí que se minimice el tiempo total de respuesta. Nuevamente, cuando T_p se incrementa ninguna diferencia puede ser encontrada entre las políticas debido al pequeño nivel de confiabilidad del control de información.

Estos resultados previos muestran que alrededor de $C=5$, hay menor ganancia. Para redes Ethernet (de bus común) interconectadas a través de una estructura FDDI (100 Mbps) o Token Ring (16 Mbps) conectadas a través de una red DQDB (155 Mbps). El límite de la utilización del estado de información corresponde a redes de una longitud aproximadamente igual a 30 Km en el primer caso y 40 Km en el segundo caso.

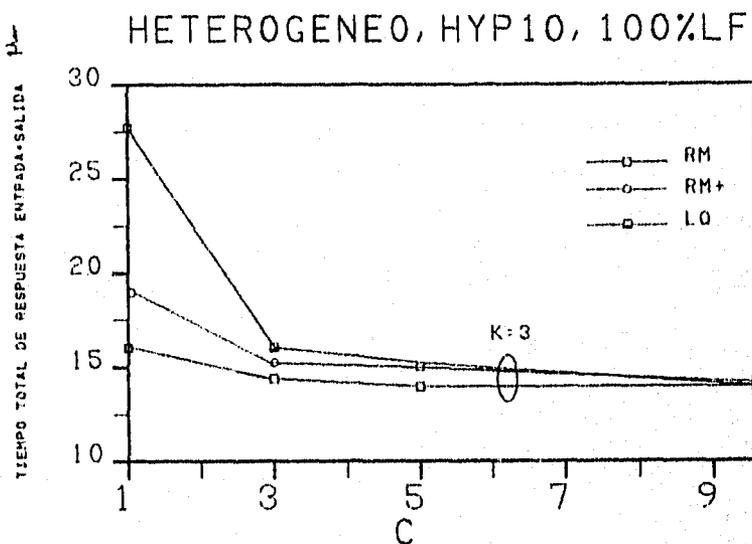


Figura 10: TIEMPO DE RESPUESTA ENTRADA-SALIDA vs RETARDO DE PROPAGACION NORMALIZADO.

7.5 ALGORITMO.

Recogiendo los resultados presentados en la sección previa, uno puede concluir que la efectividad del algoritmo de proyección esta determinada por la calidad del estado de información utilizado para tomar la decisión.

En cuanto a la calidad del estado de información esta es altamente afectada por el retardo de propagación en el viaje redondo. Hay varios medios de predecir el tráfico que pueden ser implementados.

Para iniciar la formulación del problema (sin pérdida de generalidad) asumimos que el número de entradas al gateway es solamente dos, lo cual puede ser fácilmente extendido a un valor mayor. Tenemos que $N(t)$ denota el vector del estado de información en el tiempo t , en el que la entrada al gateway envía la información dentro de la red.

$$N(t) = [n_1(t), n_2(t)]$$

Donde $n_i(t)$ es el número de paquetes esperados en la entrada del gateway i en el tiempo t .

Con el mecanismo propuesto la entrada seleccionada del gateway para el tiempo $t+2T_p$ probablemente no es la que tiene el número mayor de paquetes en espera. Esto es por que el número de llegadas y salidas en la entrada del gateway. La decisión solamente está basada en el vector de estado de información $N(t)$. Para implementar un mecanismo de control efectivo se deberá modificar el vector de estado de información de tal manera que cada gateway destino proveerá el número de paquetes llegando a la entrada del gateway en una escala de tiempo igual a dos veces el retardo de propagación. El gateway destino también anticipará el número de paquetes que salen de cada gateway. Ahora tenemos que definir el estado de información modificado $N(t+2T_p)$ como un nuevo vector de estado que será usado por el gateway destino para realizar la protección en el tiempo $t+T_p$. Por supuesto este vector de estado se deriva de:

1. El vector de estado $N(t)$ que fué enviado por la entrada del gateway en el tiempo t .
2. El número de llegadas y salidas en la entrada del gateway durante $[t, t+2T_p]$ y $[t-T_p, t+T_p]$ respectivamente.

El estado de información modificado también puede ser expresado como sigue:

$$N(t+2T_p) = [n_1(t+2T_p), n_2(t+2T_p)] \text{ donde:}$$

$$n_1(t+2T_p) = n_1(t) + A'_{i+2T_p}[n_1(t), n_2(t)] - D'_{i+2T_p}[n_1(t)n_2(t)n_2(t+2T_p)]$$

$$= n_2(t) + A^2_{i+2T_p}[n_1(t), n_2(t)] - D^2_{i+2T_p}[n_1(t), n_2(t)]$$

$A_{p,2Tp}^i[n_1(t), n_2(t)]$ = número de llegadas a el gateway i durante $[t, t+2T_p]$ dado $N(t)$.

$D_{p,2Tp}^i[n_1(t), n_2(t)]$ = número de salidas del gateway i durante $[t-T_p, t+T_p]$ dado $N(t)$.

El estado de información puede tener una mejor calidad monitoreando los parámetros A y D . El valor de A puede ser estimado dependiendo de la calidad de la distribución del proceso de llegada en el gateway 1 y 2.

El proceso de salida D depende de la asignación previa del periodo $2T_p$. El proceso de salida de todas las entradas del gateway es inmediatamente reconocido por el gateway destino y es exactamente igual al número de asignaciones hechas por el gateway destino para la entrada específica del gateway. El diagrama de tiempo presentado en la figura 11 clarifica lo anterior.

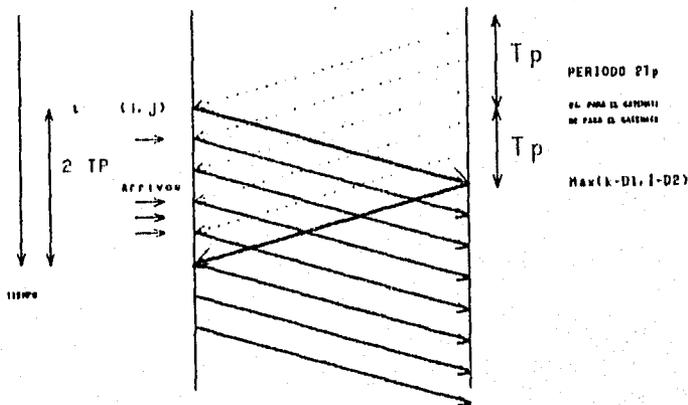


Figura 11: DIAGRAMA DE TIEMPO DEL ESTADO DE INFORMACION MODIFICADO.

Los resultados presentados en la figura 12 muestran la ganancia en la eficiencia obtenida usando el algoritmo LQ modificado.

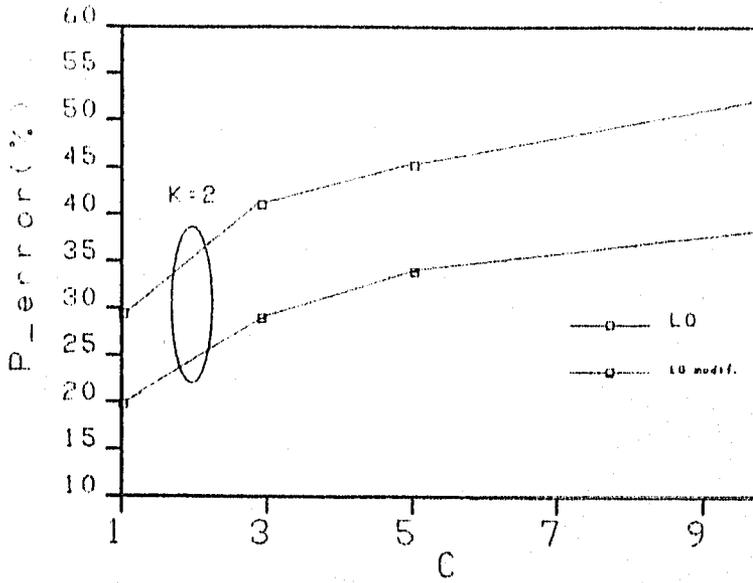


Figura 12: PROBABILIDAD DE ERROR EN ASIGNACION vs RETARDO DE PROPAGACION NORMALIZADO.

Se debe observar que la utilización del estado de información mantiene un valor de calidad para valores de C mayores a 10. De aquí una menor modificación de la política LQ posibilita un uso eficiente del control reactivo sobre grandes redes.

Una red de comunicaciones de banda ancha es considerada como un sistema dinámico, el cuál puede modificar el vector del estado de información $N(t)$. Esta perturbación de estado es debida a hecho de que el vector de estado $N(t)$ recorre la ruidosa red de comunicaciones, la cuál genera el ruido $b(t)$. El ruido $b(t)$ es provisto en una base a prioridad y captura de los recursos contenidos en una red dada. El sistema esta representado por la figura 13.

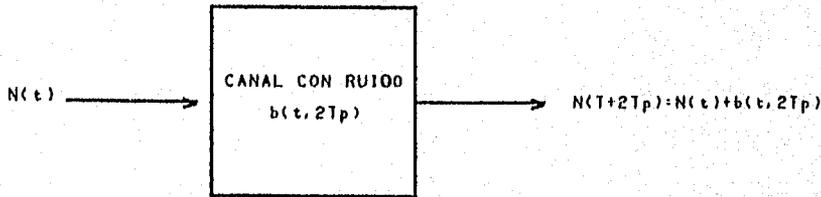


Figura 13: DIAGRAMA DE BLOQUE DE UN CANAL DE COMUNICACION CON RUIDO.

Hemos presentado los mecanismos de control de congestión y sus resultados en una red internet. Los mecanismos son esencialmente esquemas de control de realimentación (de lazo cerrado). El estado de información de todas las entradas a el gateway y el puesto disponible a el gateway destino periódicamente y será usado como un criterio de decisión cuando ocurra el control de lazo cerrado.

7.6 REFERENCIAS.

- 1.- ANSI, FDDI Token Ring Media Acces Control
Draft Proposed American National Standar
x3t9.5.5.
- 2.- J. W. Mark, S. Fdida, H. Santoso
Congestion Control in Interconection Networks
Subcommitted for Public 1991
- 3.- W. Bux, D. Grillo
Flow Control in Local Area Networks of Interconnected Token Rings
Advanced in Local Area
IEEE Press, 1987

8

**CARACTERISTICAS DE UN SISTEMA
VISUAL PARA COMUNICACIONES
EN RADIOLOGIA**

123

8.1 SISTEMA VISUAL PARA COMUNICACIONES EN RADIOLOGIA.

La base de datos de imágenes es un subsistema del Sistema de Comunicación y Manejo de Imágenes Médicas IMACS (Image Management and Communications Systems) el cual requiere protocolos de alto desempeño.

Es erróneo creer que el ancho de banda de la capa de enlace de datos de FDDI, FDDI-FO (FDDI Follow on), SMDS y B-ISDN es suficiente para cubrir estas necesidades.

El sistema de radiología demanda gran capacidad computacional e infraestructura de comunicaciones. Para reunir estos requerimientos algunos fabricantes han ofrecido modificaciones en la capa de enlace de datos del modelo OSI para visualización y satisfacer así las funciones de un IMACS. Phillips y Siemens son dos ejemplos de esta aplicación. Actualmente IMACS usa el servicio de la capa de aplicación. La relación entre IMACS y las aplicaciones a imágenes médicas se muestra en la figura 1.

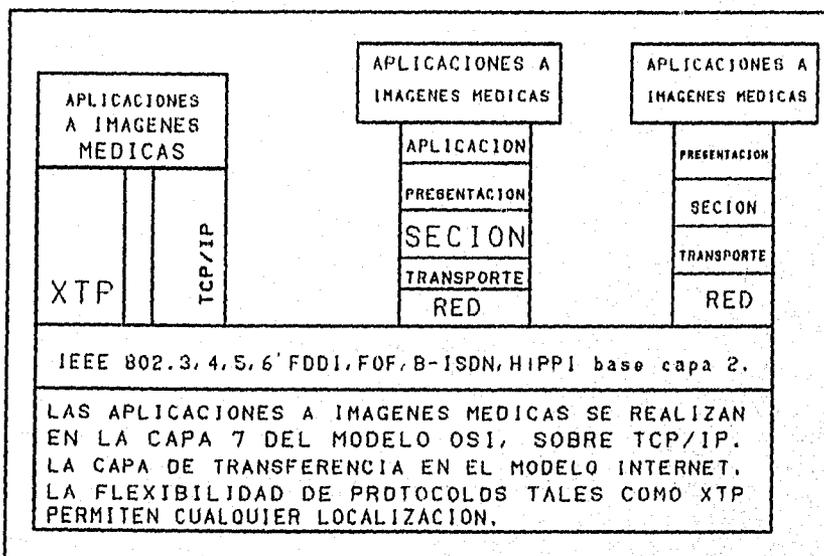


Figura 1: RELACION DE LAS APLICACIONES A IMAGENES MEDICAS DE LOS DIVERSOS PROTOCOLOS.

8.2 REQUERIMIENTOS DE UN IMACS TIPICO.

ORGANIZACION DE UN IMACS.

Los parámetros para medir un IMACS son usados para cubrir los requerimientos de un hospital típico de 800 enfermos.

Un IMACS consiste de un cierto número de entradas (modalidades) que permiten efectuar operaciones en la base de datos y procesar información. La operación de la base de datos incluye el Sistema de Información del Hospital HIS (Hospital Information System) y el Sistema de Información Radiológica RIS (Radiology Information System).

El diagnóstico es hecho en las Estaciones de Trabajo para Diagnóstico Visual DDW (Diagnostic Display Workstation) o en una Estación de Trabajo para Consulta CVW (Consultation Viewing Workstation).

La diferencia entre la DDW y la CVW es la función proporcionada. El DDW opera con alta resolución y alta rapidez y por eso también es más costoso.

Resumiendo el IMACS provee una base de datos de imágenes integrando la RIS y la HIS. Las fuentes de entrada de datos puede ser: imágenes de resonancia magnética, tomografía computarizada, medicina nuclear, ultrasonido, film y radiología computarizada.

8.3 REQUERIMIENTOS DE COMUNICACION PARA REDES.

La tabla 1 muestra los parámetros tomados en cuenta por un IMACS como una indicación de la velocidad de llegada de la información así como la utilización del ancho de banda para los procesos de entrada.

TABLA 1.

Julio 1991, Requerimientos IMACS para ultrasonido.

	IMAGENES	IMAGENES/S	KBYTES/S	TIEMPO DE LLEGADA	TOTAL IMAGENES
PROMEDIO	14	0.03	9.17	28.65 min	
DESV. STD.	15	0.08	20.27	59.55 min	
MAXIMO	60	0.72	187.90	419 min	
TOTAL	3.747				1.98 Gbytes

Julio 1991, Requerimientos IMACS para Ultrasonido.

	IMAGENES	IMAGENES/S	KBYTES/S	TIEMPO DE LLEGADA	TOTAL IMAGENES
PROMEDIO	16	0.04	10.43	27.28 min	
DESV. STD.	15	0.09	24.30	51.47 min	
MAXIMO	72	0.92	240.30	507 min	
TOTAL	8.875				4.66 Gbytes

TABLA 1.

Agosto 1991, Requerimientos IMACS para Tomografía Computarizada.

	IMAGENES	IMAGENES/S	KBYTES/S	TIEMPO DE LLEGADA	TOTAL IMAGENES
PROMEDIO	47	0.11	28.92	35.63 min	
DESV. STD.	25	0.21	56.08	67.38 min	
MAXIMO	163	1.60	419.40	617 min	
TOTAL	1.658				8.73 Gbytes

Agosto 1991, Requerimientos IMACS para Tomografía Computarizada.

	IMAGENES	IMAGENES/S	KBYTES/S	TIEMPO DE LLEGADA	TOTAL IMAGENES
PROMEDIO	50	0.12	32.57	34.87 min	
DESV. STD.	27	0.26	68.68	59.85 min	
MAXIMO	175	0.92	764.60	834 min	
TOTAL	58.834				15.40 Gbytes

Julio 1991, Requerimientos IMACS para Resonancia Magnética.

	IMAGENES	IMAGENES/S	KBYTES/S	TIEMPO DE LLEGADA	TOTAL IMAGENES
PROMEDIO	72	0.10	25.54	40.99 min	
DESV. STD.	38	0.21	56.14	32.10 min	
MAXIMO	170	1.77	463.10	156 min	
TOTAL	10.163				5.39 Gbytes

Agosto 1991, Requerimientos IMACS para Resonancia Magnética.

	IMAGENES	IMAGENES/S	KBYTES/S	TIEMPO DE LLEGADA	TOTAL IMAGENES
PROMEDIO	72	0.07	19.60	44.80 min	
DESV. STD.	40	0.16	41.09	34.34 min	
MAXIMO	175	1.72	450	167 min	
TOTAL	20.121				10.60 Gbytes

La tabla 1 muestra que las modalidades no presentan un problema inicial en la red, con requerimientos de ancho de banda de alrededor de 6 Mbps. La velocidad requerida para la transferencia de información es arriba de 335 Mbps, para 160 imágenes de tomografía conectadas a una imagen de resonancia magnética. Aún comprimiendo la información en la forma mas óptima, este estudio requiere 84 Mbps. La modalidad de medicina nuclear ahora esta siendo manejada por red. Los requerimientos de entrada pueden ser alrededor de 2 Mbps para estudios dinámicos, los cuáles por ejemplo observan funciones metabólicas o de 17.5 Kbps para estudios estáticos. Los DDWs sin embargo requieren alrededor de 8.1 Mbps por cada emisión de un fotón en tomografía computarizada y unos 800 Kbps para estudios estáticos.

Los estudios de medicina nuclear requieren también de un nuevo concepto de información, el folder. Este concepto permite que un número de imágenes sean descritas por una única cabecera; el folder es equivalente a el folder físico comunmente usado.

Durante una sección de diagnóstico es probable que el historial en archivo sea requerido. Asimismo la base de datos IMACS generalmente requiere el servicio de un disco óptico juke box. Una conferencia multimedia de un diagnóstico también puede proporcionarse, el grupo de conferencia podría consistir de la referencia física, el radiologista y algún especialista tal como un cirujano, desde luego aún la teleconferencia es limitada a imágenes y texto, gran cantidad de recursos de la red son consumidos.

8.4 EL ESCENARIO DE TELECONSULTA.

El escenario de teleconsulta se desarrolla de la siguiente manera: un médico decide que su paciente necesita servicios de radiología, el paciente va a la sala de radiología y el estudio es hecho. El médico tiene una estación de trabajo con soporte windows, el radiologista envía el reporte a el médico quien tiene algunos problemas con el mismo, por lo que un cirujano parece necesario. El médico solicita una teleconsulta y llama al radiologista; ambos ven un conjunto idéntico de imágenes y el cursor es controlado por cualquiera de los dos. Si en realidad el cirujano es requerido puede ser solicitada otra teleconsulta que involucre médico, cirujano y radiologista.

8.5 CARACTERISTICAS DESEABLES DE UN PROTOCOLO DE TELECONSULTA.

La Universidad de Carolina del Norte Sección Hill (UNC-CH) desarrolló un protocolo para DDW basado en X-Windows que opera en un número de diferentes estaciones de trabajo. El uso de funciones multiclase puede reducir el ancho de banda de la red.

Un reconocimiento selectivo limita las ráfagas de datos sin afectar el desempeño percibido por el usuario.

Este protocolo tiene la ventaja adicional de permitir aplicaciones en varias plataformas de Hardware por ejemplo sobre Sun-Sparcstation, Decstation 3100, Decstation 5000 y Silicon Graphics IRIS 4D.

Los protocolos de alta velocidad y alto desempeño se desarrollan modificando la capa de enlace de datos de FDDI, IEEE 802.5, IEEE 802.6, SMDS y tecnología ATM. ATM y Xpress Transfer Protocol (XTP) son diseñados paralelamente. La nueva generación de protocolos tiene localidades explícitas de información. Por ejemplo se usan campos como el nombre del paciente con un largo de palabras N, donde N es fijo. La primera sección de la cabecera tendrá esta información que es necesaria para mostrar la información de un estudio. La segunda sección contendrá los campos ópticos.

La sintaxis de transferencia ofrece las siguientes ventajas:

1. La primera parte de la cabecera está explícitamente ubicada y permite la visualización de la información.
2. El campo óptico puede ser comprimido y movido a alguna parte que puede ser manejada por la central.
3. Usando interfaces estandarizadas tal como X-Windows se puede aplicar a múltiples plataformas Hardware en la red.

8.5.1 LA CAPA DE TRANSPORTE.

Algunos fabricantes han estado desilusionados por el desempeño inicial de FDDI. De los 100 Mbps especificados para el ancho de banda para el usuario ha sido entre 10 Mbps y 30 Mbps después de considerar la manipulación del sistema operativo y los programas para llevar a cabo transferencias memoria-a-memoria.

Hay algunas dificultades con las varias implementaciones MAC, pero la mayor dificultad yace en la capa de transporte.

Transmitir información en un medio estándar es justamente el requerimiento del primer nivel, lo cual se puede llevar a cabo usando varios estándares ampliamente aceptados.

En un IMACS muchos radiólogos compiten por el acceso a la base de datos y por los recursos de la red, y cada radiólogo necesitará acceso a la información en 1 o 2 segundos. Para esto diferentes arquitecturas y flujos de datos pueden ser usados para satisfacer la funcionalidad requerida. El uso del protocolo XTP con la capa de transporte introduce nuevos conceptos de comunicación usuales en un IMACS. Por ejemplo Multiclase y Reconocimiento Selectivo.

MULTICLASE.

Una gran rapidez es conseguida cuando se usa multiclase para enviar la información a las bases de datos IMACS. Con multiclase se cumplen dos objetivos.

1. El monto del ancho de banda es reducido.
2. El acceso del usuario es tan rápido como el acceso al disco.

Multiclase permite enviar regiones de interés o cambiar el contraste de la imagen a los miembros del grupo en consulta.

RECONOCIMIENTO SELECTIVO.

Esta es una característica X-Windows aplicada a teleconsulta que optimiza el desempeño de la capa de enlace de datos para proveer una excelente inmunidad a errores.

8.6 ESTANDARES EMERGENTES.

En los círculos IMACS mucha gente cree que los estándares para Documentos de Comunicaciones e Imágenes Digitales DICOM (Digital Imaging and Communications) dados por ACR/NEMA (American College of Radiology and the National Electrical Manufacturers Association) incorporan la solución a los problemas IMACS. Esto no es cierto ya que presentan una sintaxis de referencia vaga para comunicaciones de imágenes, y la transferencia de información está dada por un protocolo punto a punto limitado a 50 conexiones y en realidad solo es una variación del modelo OSI. Otro estándar es PAPYRUS, el cual introduce el concepto de folder para agrupar imágenes y usa el modo de transferencia DICOM para mayor portabilidad.

Desafortunadamente POPYRUS es insuficiente para manejar óptimamente una IMACS.

Podemos concluir que:

- * Un IMACS requiere un ancho de banda de cerca de 6 Mbps para algunas modalidades.
- * El promedio de datos manejados es de cerca de 350 Kbps.
- * El flujo de datos para DDWs puede demandar arriba de 126 Mbps de ancho de banda por sección. Si no se maneja apropiadamente la funcionalidad del sistema, la red quedará sobrecargada en grandes hospitales donde el Departamento de Radiología puede tener al menos una estación de trabajo por cada dos o tres radiólogos.
- * Un protocolo del tipo X-Windows es deseable para visualización.
- * Reconocimiento selectivo es requerido para limitar pequeñas ventiscas (Ráfagas de Información).

Los protocolos requieren límites para el largo de palabra, alineación y localizaciones fijas para la información importante.

Para soportar teleradiología y teleconferencias un protocolo multiclase incrementa la eficiencia de la red decrecentando el tráfico.

El reconocimiento selectivo decrecenta el ancho de banda demandado por la red. El protocolo XTP soporta multiclase y reconocimiento selectivo.

8.7 REFERENCIAS.

1.- W. Chimiak

Digital Radiology Environment
IEEE Journal Selected Areas in Communications
Nov. 1992, Press

2.- D. Beard

A prototype Single-Screen PACS Console Development Using Human
Computer Interaction Techniques in Medical Imaging.
Society of Photo-Optical Instrumentation Engineers
Bellinham, 1987.

3.- S. M. Pizer, D. V. Beard

Medical Image Work Stations, Functions and Implementations
Journal of Digital Imaging, 1989.

9

**CARACTERISTICAS DEL EQUIPO
ATM QUE ACTUALMENTE VENDEN
LOS PRINCIPALES FABRICANTES**

9.1 EL EQUIPO ATM.

Determinar exactamente que producto ATM seleccionar no es una tarea fácil, especialmente cuando hay que conectar a la red una gran cantidad de equipo.

El uso de la tecnología ATM para LANs puede resultar muy costoso, sin embargo para estructuras WAN resulta una buena opción.

Probablemente el comentario más simple acerca del equipo ATM es que las ventas aumentan rápidamente. El Yankee Group Inc. (Boston Mass.) predice que las ventas para el equipo ATM se incrementarán de 3,805 millones de dolares en 1993 a 619,000 millones en 1996.

En teoría los productos ATM pueden ser divididos dentro de dos grandes categorías: switches y dispositivos de acceso. Los switches ATM son responsables del establecimiento de llamadas entre los dispositivos de acceso, de la misma manera que los switches telefónicos establecen llamadas entre los teléfonos o PBX.

Los dispositivos de acceso conectan equipos terminales de datos (DTE) a la red ATM y donde sea necesario convertir datos en celdas ATM.

Algunos productos son fáciles de clasificar como: El Forerunner de Fore Systems y LattisCell de Synoptics Communications Inc. (Santa Clara California), los cuales son switches ATM que conectan estaciones de trabajo equipadas con tarjetas de adaptación ATM. Pero en contraste los enrutadores ATM pueden funcionar como switches o como dispositivos de acceso. Algunos tienen interfaces ATM, lo cual significa que aceptan paquetes LAN, los que deciden por que puerto enviar la información y convertirla en celdas si el destino es una red ATM.

Algunos enrutadores como los de Wellfleet Communications (Billerica Mass.) y otros vendedores switchean las celdas (en otras palabras los paquetes entrantes primero son segmentados, reensamblados y entonces switcheados a el puerto apropiado). También algunos vendedores ofrecen switches que incluye software de enrutamiento como el switch llamado Enterprise Routing Switch de Network System Corp. (Minneapolis). Por lo cual en la práctica debemos clasificar los productos ATM en: Campus, Switches LAN, Switches de Redes Privadas, Enrutadores, Tarjetas de Adaptación y DSUs.

La figura 1 muestra los elementos que se utilizan en la implementación de una red del tipo ATM.

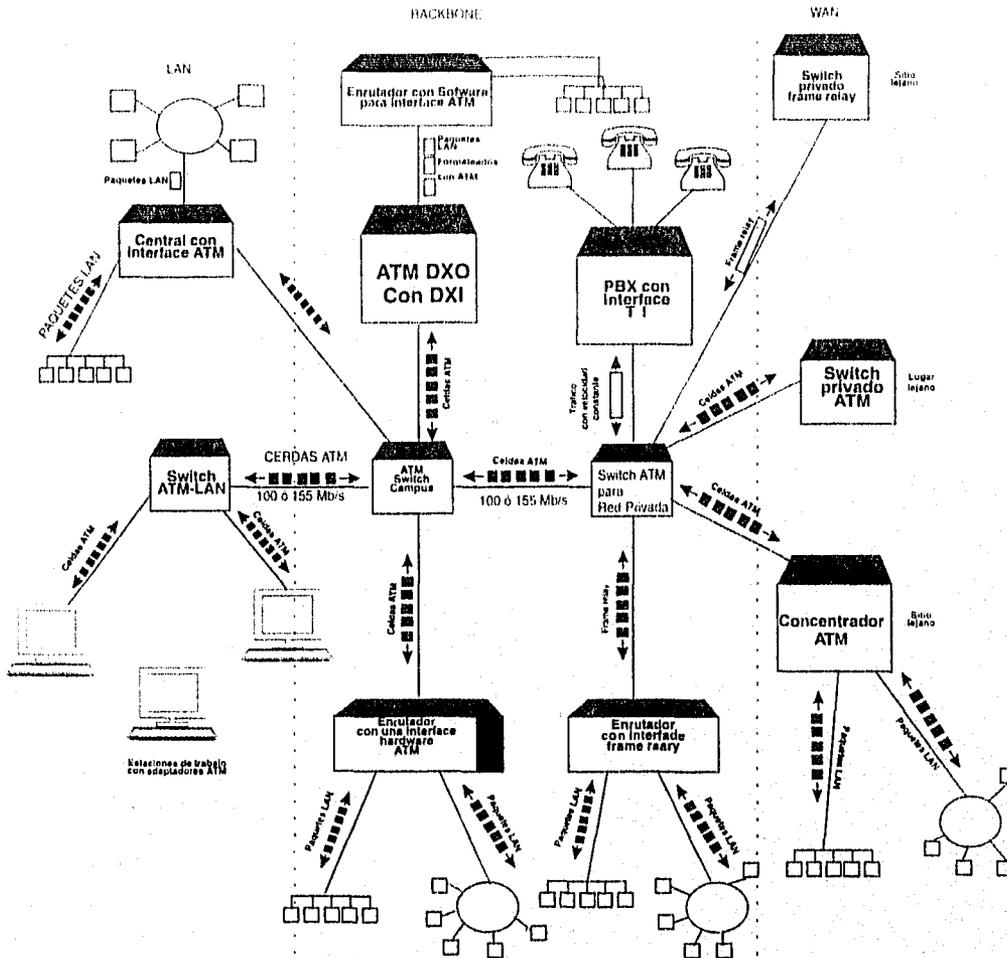


Figura 1: ATM EN CUALQUIER LUGAR.

Las redes campus pueden estar compuestas por una estructura que enlace varias LANs. La red es establecida por el switch pero obviamente un medio para enlazar las LANs es necesario. Hay tres medios para hacer esto, los switches por sí mismos pueden tener incorporados interfaces LANs. Es también posible usar concentradores o centrales para hacer el enlace. Básicamente estos productos conectan un número de LANs a una interface ATM. Finalmente pueden ser usados entre una LAN y el switch. Los switches de redes privadas son usados sólo en una área amplia. Los switches campus son la piedra angular de las redes ATM. Estos dispositivos tal como ATX de N.E.T. Inc. (RedWood City, California) transportan protocolos LANs tal como TCP/IP y IPX, aceptando celdas ATM en un puerto.

Como mecanismo anteriormente también es posible enlazar LANs a una estructura ATM con concentradores, tal como el Vivid Line de Newbridge Networks Inc. (Herdon Va.). La diferencia aquí es que los concentradores no aceptan tráfico ATM nativo. Ver tabla 1.

Los switches de redes privadas en contraparte a los campus que switchean celdas manejan voz y viejos formatos de datos tales como SNA y X.25, así como protocolos LAN. Ejemplos de estos switches son el H100 HS de Alcatel Data Networks (Herdon Va.) y el BPX de Stratacom Inc. (San Jose California) ver la tabla 2.

Estos switches también ofrecen características T1, T3 o interfaces SONET y soportan servicios de área amplia como Frame Relay.

Los enrutadores pueden ser usualmente clasificados por el tipo de interface ATM que usan. En algunos productos, esto consiste de software que formatea los datos de la LAN dentro de tramas que pueden ser reconocidas por los DSUs ATM. Otros productos formatean los datos de la LAN directamente en celdas, suprimiendo la necesidad de una DSU, ver la tabla 3.

Las tarjetas de adaptación a LANs son dispositivos de acceso. Inicialmente la mayoría era solamente ofrecidas por los vendedores centrales como Fore Systems Synoptics pero en la actualidad varios vendedores se están moviendo en este mercado, ver tabla 4.

Cuando hablamos de DSUs, la distinción entre switches y dispositivos de acceso se obscurece (ver tabla 5). Los primeros DSUs, tiene una única interface de puerto una única interface de red, la única función de estos productos era trasladar paquetes de datos dentro de celdas ATM. Más recientemente sin embargo hay productos con múltiples puertos e interfaces, algunos de estos productos desempeñan switcheo ATM local, lo que significa que pueden switchear celdas de un puerto local a otro también como pasar celdas dentro de una área amplia.

Como mencionamos hay dos maneras de conectar un enrutador a la red ATM. Vía software o hardware, a través de la interface software, en la Interface de Intercambio de Datos (DXI Data Exchange Interface) creada por el forum ATM, que determina como los paquetes LAN son formateados de tal manera que pueden ser reconocidos por los dispositivos DSUs.

Hay cuatro tipos principales de celdas que pueden circular en una red ATM; estos corresponden a la capa de adaptación ATM (AALs) originalmente desarrollada por el ITU-TSS (International Telecommunications Union - Telecommunications Standar Sector CCITT). El propósito de la AAL es conocer que clase de información es contenida por una celda, especialmente el switch necesita un medio para reconocer algunos tipos de celdas, tales como voz, las cuáles no pueden tolerar muchos retardos. En este punto el ITU-TSS define cuatro tipos de AALs.

El tipo 1 especifica una conexión orientada a circuitos con tráfico con velocidad constante; este tipo es apropiado para datos isócronos como voz y video. El tipo 2 también es una conexión orientada pero permite tráfico con velocidades variables, el cuál será usado para video.

Los tipos 3 y 4 son muy similares ya que combinan conectividad específica, tráfico con velocidad variable tal como la información manejada por una LAN. Por ello el AAL 3/4 es utilizado para tráfico LAN, Switches, Centrales (Hubs) y adaptadores. AAL 5 está ganando gran aceptación ya que es fácil de implementar. No hay mucha diferencia con AAL 3/4, pero en el presente más LANs ATM soportan AALs.

Hay un medio más para acceder a redes privadas ATM, vía una DSU ATM. Con este esquema, el segmento DSU dentro de las celdas ATM, permite dispositivos que no sean ATM (o dispositivos que solamente implementen el DXI ATM) para conectarse a una red ATM o switch.

Hasta ahora la aplicación primaria para estos productos había sido conectar enrutadores a redes ATM con switches campus. Pero ahora se están transformando en multiplexores de acceso, desempeñando una función en una red privada similar a la central de acceso sobre una LAN.

En la actualidad algunos vendedores que ofrecen tales productos son ADC Kentrox (Portland Ore.) y Digital Link Corp. (Sunnyvale California). Kentrox fabrica el ATM Access Control-1 (AAC-1), el ATM Access Concentrator 3 (AAC-3) y el ATM DSU (ADSU). El AAC-1 y el AAC-3 son efectivamente multiplexores de acceso ATM. Estos productos multiplexan estáticamente una gran variedad de tráfico y lo envían sobre una área amplia. El ACC-1 opera en T1 o T3 y sus interfaces incluyen el ATM UNI.

La unidad soporta AALs 1, 3/4 y 5 la cuál significa que puede portar voz y video tan bien como datos.

El AAC-1 también soporta ATM y SMDs DXIs. El AAC-3 es similar excepto que maneja tráfico T3 además de T1. Kentrox's ADSU opera como una entrada única, con la salida única DS-3 a la interface ATM.

Enlaces digitales DL3200 es muy similar, y la compañía también fabrica el multiplexor de acceso ATM DL3200.

Un ejemplo claro de la utilización de la tecnología ATM es la Super Sigma 600 de Hitachi en Japón, la cuál opera a 622 Mbit/s. La red es capaz de conectarse con redes públicas ATM; con FDDI LAN (Fiber Data Distributed Interface) y otros equipos que necesitan un alto ancho de banda, en ella hay muchas interfaces ISDN, que manejan velocidades de datos de 128 Kbit/s y 1.5 Mbit/s respectivamente. Hitachi dice que planea exportar esta tecnología en un futuro cercano (ver fig. 2).

TABLA 1: SWITCHES ATM SELECCIONADOS

VENDEDOR	PRODUCTO	TIPO DE EQUIPO	PUERTOS MAXIMOS	CAPACIDAD DE SWITCHERO	ARQUITECTURA DEL SWITCH	INTERFACES ATM
FIBERMUX A.D.C. 618-709-8000	SISTEMA ATMOSFERA FASE 1 CIRCULO No. 4 ⁵	CENTRAL DE SWITCHERO LAN Y RED PRINCIPAL ATM	2 ATM, 1 DEDICADOS A ETHERNET, 156 PUERTOS ASIGNABLES A ETHERNET	160 MBIT/S	NO BLOQUEABLE	100-MBIT S UNI
	SISTEMA ATMOSFERA FASE 2 CIRCULO No. 4 ⁶	SWITCH CAMPUS	90 ATM 100 DEDICADO A ETHERNET O WAN	32 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	100-MBIT S Y 155-MBIT S UNI
FIBERCOM INC. 703-312-6700	FAS 8000 CIRCULO No. 4 ⁷	CONCENTRADOR ATM	1 ATM 0 FDDI 0 4 10-BASET 0 20 DEDICADO A ETHERNETS	90 MBIT/S	NO BLOQUEABLE	DS-3
FORE SYSTEMS INC. 312-967-7010	SWITCH FORUNNER ASX-100 CIRCULO No. 4 ⁸	SWITCH LAN Y CAMPUS	16 ATM, 2 LAN	2.5 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	100, 140, 155 MBIT/S SOBRE FIBRA OC-3, DS-3 SOBRE CABLE, E3 (3 MBIT/S), E3 (4 MBIT/S)
	SWITCH CLUSTER FORUNNER ASX-100 CIRCULO No. 4 ⁹	SWITCH LAN Y CAMPUS	80 ATM, 2 LAN	10 GBIT/S	BLOQUEABLE	100, 140, 155 MBIT/S SOBRE FIBRA OC-3, DS-3 SOBRE CABLE, E3, T3
THE GOVERNMENT SYSTEMS CORP. 617-455-5182	SPANET 155 (RED) ATM PRIORITIZACION CIRCULO No. 4 ⁰	SWITCH CAMPUS	21 DS-3 (15 MBIT/S) 0 8 OC-3 (155 MBIT/S)	1.2 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	DS-3 (1) OC-3 (4), OC-12 (622 MBIT/S)
	SPANET (RED) ATM-PRIORITIZACION CIRCULO No. 4 ¹	SWITCH CAMPUS	31 DS-3 0 8 OC-3	9.6 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	DS-3 0 OC-3 (4), OC-12
NET, INC. 313-366-4100	ATMX CIRCULO No. 4 ²	SWITCH LAN Y CAMPUS	90 ATM	1.2 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	100, 155 MBIT/S SOBRE FIBRA, OC-3
NETWORK SYSTEMS CORP. 612-232-1444	SWITCH ROUTEADOR ENTERPRISE CIRCULO No. 4 ³	SWITCH CAMPUS	15 ATM, 120 T1	1.6 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	155 MBIT/S SOBRE FIBRA, OC-3
NEWDRIDGE NETWORKS INC. 703-434-3600	CENTRAL ATM VIVO CIRCULO No. 4 ⁴	SWITCH LAN Y CAMPUS	768	2.1-12.8 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	100, 140, 155 MBIT/S SOBRE FIBRA, IIC-3, DS-3
	ZONA AMARILLA VIVO CIRCULO No. 4 ⁵	INTERFAC Y CONCENTRADOR	1 ATM, 12 ETHERNET	N/A	NO BLOQUEABLE	100, 140, 155 MBIT/S SOBRE FIBRA O TIPO S/UTP
	ZONA AMARILLA VIVO CIRCULO No. 4 ⁶	INTERFAC Y CONCENTRADOR	1 ATM, 8 TOKEN RING	N/A	NO BLOQUEABLE	100, 140, 155 MBIT/S SOBRE FIBRA O TIPO S/UTP
OPTICAL DATA SYSTEMS INC. 311-231-6100	CENTRAL DE SWITCHERO INFINITO CIRCULO No. 4 ⁷	SWITCH CAMPUS	4 ATM, 60 FDDI, 384 TOKEN RING, 576 ETHERNET	2.4 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	100, 110 MBIT/S SOBRE MULTIFORMA DE FIBRA, OC-3, T1, T3
SYNOPTICS COMMUNICATIONS, INC. 401-944-2400	SWITCH ATM LATISCELL, MODELO 10102 CIRCULO No. 4 ⁸	SWITCH CAMPUS	16 ATM, 1 FIBRA, 12 STP	5 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	155 MBIT/S SOBRE FIBRA Y PAR TRENZADO CON ESCUDO
	SWITCH ATM LATISCELL, MODELO 10101 CIRCULO No. 4 ⁹	SWITCH CAMPUS	16 ATM	5 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	155 MBIT/S SOBRE FIBRA
WHITTAKER COMMUNICATIONS, INC. 503-626-9000	SWITCH ATM IGNITOR 155 CIRCULO No. 4 ⁰	SWITCH LAN	16 ATM	2.6 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	155 MBIT/S SOBRE FIBRA

AAI - CAPA DE ADAPTACION ATM. STP - PAR TRENZADO CON ESCUDO
 N/A - NO DISPONIBLE. UNI - INTERFACE DE USUARIO A RED.
 UTP - PAR TRENZADO SIN ESCUDO.

Tenemos dos tipos de switches: bloqueable y no bloqueable el cual evita el bloqueo en nodos intermedios de la red usando elementos binarios suplementarios, el bloqueo ocurre cuando dos paquetes llegan simultáneamente a un elemento del switch. Estos dispositivos poseen interfaces ATM lo que les permite aceptar paquetes LAN cuyas velocidades oscilan de 100 Mbit/s-155 Mbit/s sobre fibra óptica, tenemos switches concentradores utilizados para establecer enlaces en la red transportando protocolos LAN tal como TCP/IP. la capacidad de switcheo es variable desde: 160 Mbit/s-12 Gbit/s.

TABLA 2: SWITCHES ATM DE REDES PRIVADAS SELECCIONADOS.

VENDEDOR	PRODUCTO	CAPACIDAD DE SWITCHEO	ARQUITECTURA DEL SWITCH	PUERTOS MAXIMOS	INTERFACES ATM
ALCATEL DATA NETWORKS 503-626-9000	1300 DS CIRCULO No. 491	12 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	29 ATM	100-155 MBIT/S SOBRE FIBRA DS-3
CASCADE COMMUNICATIONS CORP. 504-692-2600	PLATAFORMA ATM PAQUETE DISTRIBUIDO DE BANDA ANCHA DS-3/DS-3T/9000 CIRCULO 491	12 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	11 ATM	DS-3 OC-3/100
GENERAL DATACOMM 203-574-1114	APEX CIRCULO 493	6.4 GBIT/S	90 BLOQUEABLE	32 ATM ETHERNET	TI, TA, E, E2, E3, OC-3, DS3, X.21, RS449
HUGHES NETWORK SYSTEMS 801-601-4299	SWITCH ENTERPRISE CIRCULO No. 491	2.5 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	16 ATM (DS-3) OC-3/128 TI	100-155 MBIT/S SOBRE FIBRA, 155 MBIT/S SOBRE STP
LEGHISTRAM CORP. 617-873-6300	SWITCH ATM COLUMNA ENTERPRISE LEGHISTRAM 2019 CIRCULO No. 493	2 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	71 TI (E) 14 T3E3	ATM DS3 - DS3/1-3
NORTHERN TELECOM 1-416-238-7000	GATEWAY MAGELLAN CIRCULO No. 496	12 GBIT/S	NO BLOQUEABLE	4 ATM (OC-3), 24 ATM (DS-3), 0-32 ATM (DS-1)	DS-3 Y OC-3 UNILIN 100 MBIT/S FIBRA
STRATACOM INC. 103-284-7600	DPX CIRCULO No. 48*	9.6 GBIT/S	BLOQUEABLE	36 T3E-3	ATM DS3 - DS3/1-3 VELOCIDADES DS-3

VENDEDOR	OTRAS INTERFACES	TIPOS DE AAL	PRIORITIZACION	TAMANO DEL BUFFER	PRECIO/ DISPONIBILIDAD
ALCATEL DATA COMMUNICATIONS 503-626-9000	FRAME RELAY, HDLC, SDLC A 64 KBIT/S-2 MBIT/S, SMDS DESDE 2 A 16 MBIT/S	3,4	SI	N/A	\$30,000-\$100,000/ 1Q1994
CASCADE COMM CORP. 504-692-2600	SMDS, FRAME RELAY Y PORCENTAJES VARIADOS DE DATOS SUPTA DS-3	1, 3, 4, 5	SI	32 KBYTES/PTO.	\$30,000-\$160,000/ 4Q1993
GENERAL DATACOMM 203-574-1114	FRAME RELAY, ETHERNET, TTY EMULACION DE CIRCULO A TRAVES DE DS3	1, 5	SI	64 KBYTES/PTO.	\$32,500-\$125,000/ AHORA
HUGHES NETWORK SYSTEMS 801-601-4299	TI, TA, E, E2, E3	5	SI	ARRIBA DE 312 KBYTES POR PUERTO	\$60,000-\$90,000/ 3Q1994
LEGHISTRAM CORP. 617-873-6300	FRAME RELAY, FRAME RELAY AVANZADO PARA X.25 HDLC Y SMDS/HDLC A 56 KBIT/S A E2	5	SI	ARRIBA DE 2.5 MBYTES POR PUERTO	\$25,000-\$56,000/ 1Q1994
NORTHERN TELECOM 1-416-238-7000	DS-3, TI SINCRONO	1, 3, 4, 5	SI	36 KBYTE DE ENTRADA-52 KBYTE DE SALIDA	\$175,000-\$400,000/ 4Q1993
STRATACOM INC. 103-284-7600	FRAME RELAY Y INTERFAZ DE VARIEDAD DE DATOS DESDE 56 KBIT/S A DS-3	1-5	SI	1.24 MBYTES POR PUERTO	\$15,000-\$250,000/ 4Q1994

AAL = CAPA DE ADAPTACION ATM. STP = PAR TRENZADO CON ESCUDO. SDLC = ESQUEMA DE CONTROL DE DATOS SINCRONOS.
 N/A = NO DISPONIBLE. 104 = INTERFAZ DE USUARIO A RED. DS3 = INTERFAZ SERIAL DE ALTA VELOCIDAD.
 HDLC = ESQUEMA DE CONTROL DE DATOS DE ALTO NIVEL. SMDS = SERVICIO DE SWITCHING DE DATOS MULTIMEDIAS.

Tenemos dos tipos de switches: bloqueable y no bloqueable el cual evita el bloqueo en nodos intermedios de la red usando elementos binarios suplementarios, el bloqueo ocurre cuando dos paquetes llegan simultáneamente a un elemento del switch. Estos dispositivos poseen interfaces ATM lo que les permite aceptar paquetes LAN cuyas velocidades oscilan de 100 Mbit/s-155 Mbit/s sobre fibra óptica, el desempeño del switch de todas sus facetas (throughput) tiene un intervalo de 1.2 Gbit/s-9 Gbit/s; son apropiados para el manejo de voz y paquetes de datos para X.25, soportan servicios de área amplia como Frame Relay, el tamaño del buffer depende del tipo de trafico que se maneje.

TABLA 3: INTERFACES.

INTERFACES LAN	INTERFACES WAN	TIPOS DE AAL	ENCAPSULACION BRIDGING	PRIORIZACION	LAN VIRTUALES	TAMANO DEL BUFFER	PRECIO DISPONIBLE
ETHERNET	DS-3, DS-3	5	SI	NA	SI	NA	\$10,000-\$10,000/AHORA
ETHERNET, TOKEN RING	DS-3, OC-3	2, 5	SI	SI	SI	NA	\$15,000-\$30,000/AHORA
ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	DS-3, DS-3	5	SI	NO	NO	NA	\$9,000-\$15,000/AHORA
ETHERNET, FDDI (PARA CONTROL)	DS-3, OC-3, E3	1, 2, 3, 4, 5	SI	SI	SI	1 MBYTE/PUNTO	\$27,000-\$37,000/AHORA
ETHERNET, FDDI (PARA CONTROL)	DS-3, OC-3, E3	1, 2, 3, 4, 5	SI	SI	SI	1 MBYTE/PUNTO	\$10,000-\$150,000/AHORA
ETHERNET, FDDI, TOKEN RING, PPPI DISPONIBLE A TRAVES DE UN MODULO DE INTERFAZ MULTI-LAN	1E, OC-3, DS-3	1, 3, 4, 5	SI	SI	SI	NA	\$100,000 EN ADELANTE, DEPENDIENDO DE LA CONFIGURACION AHORA
ETHERNET, FDDI, TOKEN RING, PPPI DISPONIBLE A TRAVES DE UN MODULO DE ADAPTACION INTERFAZ MULTI-LAN	OC-3, 1E, 1E-3	1, 3, 4, 5	SI	SI	SI	NA	\$100,000 EN ADELANTE, DEPENDIENDO DE LA CONFIGURACION AHORA
ETHERNET (PARA CONTROL), ETHERNET, TOKEN RING Y FDDI A TRAVES DE UN GATEWAY	DS-3, OC-3	1, 2, 3, 4, 5	SI	SI	SI	2-30 MBYTES/PUNTO	\$48,000-\$21,000/AHORA
ETHERNET, FDDI, TOKEN RING	OC-3, DS-3, SUB-TL, TL, FRAME RELAY	3, 4, 5	SI	SI	SI	2 MBYTES/PUNTO	\$50,000-\$50,000/AHORA
ETHERNET	OC-3, TL, DS-3	4, 5	SI	SI	SI	31.75 MBYTES/PUNTO	\$3,000-\$230,000/AHORA
ETHERNET	OC-3	5	SI	SI	SI	0.5 MBYTES/PUNTO	\$6,000/AHORA
TOKEN RING	OC-3	3	SI	SI	SI	0.5 MBYTES/PUNTO	\$6,000/AHORA
ETHERNET, TOKEN RING	DS-3, DS-3	1, 5	SI	SI	SI	816 MBYTES/PUNTO	\$12,000-\$15,000/AHORA
NO	NO	1, 2, 3, 4, 5	NA	SI	NO		
NO	NO	1, 2, 3, 4, 5	NA	SI	NO	1325 MBYTES/PUNTO	\$31,000 TOTAL MENSUAL CONFIGURADO AHORA
NO	DC-3	5	NA	SI	SI	1325 MBYTES/PUNTO	\$25,000-\$60,000/AHORA

EL COSTO ES DADO EN DOLARES.

Las interfaces es el medio a través del cual se unen los elementos que conforman la red. Trasladan celdas ATM de distintas clases de tráfico en la capa de adaptación (AAL): clase 1 es de capacidad constante isócrono para aplicaciones de audio y video, clase 2 es de capacidad variable isócrono tal como video comprimido, clase 3/4 soporta ráfagas de datos de capacidad variable, clase 5 posee funciones similares a 3/4, el tamaño del buffer depende de las características del tráfico que se este manejando.

La priorización permite definir diferentes tipos de servicios para la variedad de tráfico existente.

La encapsulación bridging multiplica los paquetes a la estación destino.

TABLA 4: ENRUTADORES.

VENDEDOR	PRODUCTO	INTERFACES ATM	OTRAS INTERFACES	PRECIO/ DISPONIBILIDAD
CISCO SYSTEMS INC 415-326-1911	ATM DSI PARA RUTADORES CISCO 7000 CIRCULO No. 498	DS-3 DSI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$3,000 COMO UNA PARTE DE SWITCH EMPAQUETADO
	UNI ATM INTERNA PARA CISCO 7000 CIRCULO No. 499	100-MBIT/S Y 155-MBIT/S EN FIBRA PARA UNI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$10,000-\$20,000 2Q1994
NETWORKS SYSTEMS CORP. 612-242-1111	INTERFACE DSI PARA DSX Y RUTADORES DSX CIRCULO No. 500	DS-3 DSI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	LIBRE CON O SIN TARJETAS DE INTERFACE T1 O T3 (\$13,350, \$3 \$15,000) 2Q1994
	INTERFACE ATM INTERNA PARA RUTADORES DSX CIRCULO No. 501	155-MBIT/S (OC-3) FIBRA UNI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$15,000 2Q1994
REITX 310-928-3400	INTERFACE ATM RUTADOR INTERCAMBIABLE RUTADOR CIRCULO No. 502	100 MBIT/S SOBRE FIBRA	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$8,000 2Q1993
WELLSFEE COMMUNICATIONS CORP. 508-670-1111	INTERFACE ATM DSI PARA NODO ESLABON, NODO CONCENTRADOR, Y RUTADORES DE NODO ESLABON PARA RED PRINCIPAL.	DS-3 DSI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$1,000 POR RUTADOR COMO PAQUETE SEPARADO 3Q1993
	INTERFACE ATM PARA NODO ESLABON, NODO CONCENTRADOR Y RUTADORES DE NODO ESLABON PARA RED PRINCIPAL. CIRCULO No. 501	155 MBIT/S (OC-3) FIBRA UNI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$20,000 UNA PIEZA/ 3Q1994
UCOM CORP. 301-765-5000	INTERFACE ATM APAREJADOR DE CELDA PARA APAREJADOR DE RED CIRCULO No. 503	155 MBIT/S (OC-3) FIBRA UNI	ETHERNET, TOKEN RING, FDDI	\$9,000 3Q1994

EL COSTO ES EN DOLARES.
DS3 = INTERFACE INTERCAMBIABLE DIGITAL.
UNI = INTERFACE DE USUARIO A RED.

Enrutadores. Selecciona el trayecto óptimo para trasladar los datos en la red tomando en cuenta destino, calidad del servicio y tráfico. Las interfaces ATM que posee son variadas por ejemplo: interface de usuario a red (UNI) de 100 Mbit/s-155 Mbit/s sobre fibra óptica, interface digital intercambiable (DSI) DS-3, se tiene además otras interfaces LAN como Ethernet, Token Ring, FDDI que hacen posible la conexión con otros elementos que conforman la red ATM.

TABLA 5: TARJETAS DE ADAPTACION.

VENDEDOR	PRODUCTO	ESTACION DE TRABAJO	VELOCIDAD Y INTERFAZ TM	SWITCHES COMPATIBLES	PRECIO/ DISPONIBILIDAD
FORE SYSTEMS INC. 412-967-1040	SBA-100 CIRCULO No. 506	SDUS SIN SPARCSTATIONS	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$1,295/ATORA
	SBA-200 CIRCULO No. 507	SDUS SIN SPARCSTATIONS	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$1,295/ATORA
	EBA-200 CIRCULO No. 508	EISA BUS PCs. INCLUYENDO IBM 700 Y SILICON GRAPHICS INDIGO-2	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$2,495/ATORA
	MCA-200 CIRCULO No. 509	IBM RS6000 Y OTRAS PLS MICRO CANALES	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$2,495/ATORA
	CBA-100 CIRCULO No. 510	SILICON GRAPHICS INDIGO-2	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$2,995/ATORA
	VMA-200 CIRCULO 511	VME BUS	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$3,495/ATORA
	TCA-100 CIRCULO No. 512	DEC TURBOCHAMEL	100 MBIT/S Y 140 MBIT/S SOBRE FIBRA	FORE	\$2,995/ATORA
INTERFACE CORP. 214-919-9000	TARJETA DE ADAPTACION SDUS CIRCULO No. 313	SDUS SIN SPARCSTATIONS	100 MBIT/S SOBRE FIBRA	N.E.T.	\$1,995/Q1994
NATIONAL SEMICONDUCTOR CORP. 104-721-5000	TARJETAS DE ADAPTACION EISA-3BUS CIRCULO No. 314	EISA BUS PCs	100 MBIT/S	N.E.T.	\$2,500/Q1994
N.E.T. INC. 315-366-4100	TARJETA DE ADAPTACION SDUS CIRCULO No. 315	SDUS SIN SPARCSTATIONS	100 MBIT/S	N.E.T.	\$2,500/ATORA
NETWORK PERIPHERALS INC. 108-321-7300	TARJETA DE ADAPTACION SDUS CIRCULO No. 316	SDUS SIN SPARCSTATIONS	155 MBIT/S SOBRE FIBRA, STP, Y UTP	SYNOPTICS	\$1,300-\$2,000/Q1994
SYNOPTICS COMMUNICATIONS INC. 108-988-2300	TARJETA DE ADAPTACION SDUS CIRCULO No. 317	SDUS SIN SPARCSTATIONS	155 MBIT/S SOBRE FIBRA, STP, Y UTP	SYNOPTICS	\$1,300/Q1994
TRANSWITCH CORP. 103-929-4210	TARJETA EISA ATM CIRCULO No. 318	EISA BUS PCs	100 MBIT/S SOBRE FIBRA	N.E.T. Y OTROS	\$4,000/Q1993

EL COSTO ESTA DADO EN DOLARES.

Tarjetas de adaptación, son dispositivos de acceso, poseen una estación de trabajo, tiene interfaces TM cuyas velocidades oscilan entre 100 Mbit/s-155Mbit/s sobre fibra óptica, tienen compatibilidad con otras tarjetas fabricadas por FORE, N.E.T., SYNOPTICS, etc.

TABLA 6: DSUs (UNIDADES DE CONMUTACION DIGITAL).

VENDEDOR	PRODUCTO	TIPO DE EQUIPO	PUERTOS	INTERFACE ATM	OTRAS INTERFACES	ALTA	PRECIO/ DISPONIBLE
ADC KENTROX 905-641-1691	DATASMAK1 1313 ADAM CIRCULO No. 519	DSU ATM	1 PUERTO DE RED ATM Y UN PUERTO PARA USUARIO (ATM O SMDS DSI)	DS-3 UN EN UN PUERTO ATM DSI SOBRE HSSI EN PUERTO PARA USUARIO	PUERTO DE RED SMDS, SMDS DSI EN PUERTO PARA USUARIO	3, 4, 5	\$15,000-\$18,000/ AHORA
	CONCENTRADOR DE ACCESO 3 ATM CIRCULO No. 520	SWITCH MULTIPLEXOR DE ACCESO	ARRIBA DE 64 PUERTOS DEPENDIENDO DE LA VELOCIDAD	DS-3, E-3 O OC-3 UN EN PUERTOS DE REDES	VARIADO DESE SUR-11 A FDDL INCLUYENDO FRAME RELAY, SMDS, V.35	1-5	\$25,000 POR UNIDAD BASE/ AHORA
	CONCENTRADOR DE ACCESO 1 ATM CIRCULO No. 521	SWITCH MULTIPLEXOR DE ACCESO	ARRIBA DE 32 PUERTOS DEPENDIENDO DE LA VELOCIDAD	DS-3 UN EN PUERTOS DE REDES	VARIADO 11 Y SUR-11, INCLUYENDO FRAME RELAY, SMDS, V.35	1-5	\$7,000-\$10,000/ AHORA
DIRETAL LINE COM 905-7154-200	DL3200 DSI CIRCULO No. 522	DSU ATM	1 PUERTO DE RED ATM Y UN PUERTO DE USUARIO (ATM O SMDS DSI)	PUERTO DE RED EN UN DS-3 ATM DSI SOBRE HSSI O V.35 EN PUERTOS DE USUARIOS	PUERTO EN RED O USUARIO EN SMDS	3, 4, 5	\$14,999/AHORA
	DL3202 DCM CIRCULO No. 523	DSU ATM PUERTO DUAL	1 PUERTO DE RED ATM Y 2 PUERTOS DE USUARIO	PUERTO DE RED EN DS-3 UN, ATM DSI SOBRE HSSI O V.35 SOBRE PUERTOS DE USUARIO	PUERTO DE RED O USUARIO EN SMDS, SMDS, FRAME RELAY, O OTROS PUERTOS DE USUARIO SOBRE HDLC (ARRIBA DE DS-3)	3, 4, 5	\$23,999/AHORA
	DL3203 DCM CIRCULO No. 524	ATM DSU PUERTO DUAL CON SOPORTE PARA TRAFICO ISOCRONO	1 PUERTO DE RED ATM Y 3 PUERTOS PARA USUARIO	PUERTO DE RED EN DS-3 UN, ATM DSI SOBRE HSSI O V.35 SOBRE PUERTOS DE USUARIOS	DATOS ISOCRONOS SOBRE V.35 O DS-ISMDS SOBRE USUARIO O PUERTO DE RED: SMDS, FRAME RELAY, O HDLC SOBRE PUERTOS DE USUARIOS (ARRIBA DE DS-3)	1, 3, 4, 5	\$23,499/AHORA

EL COSTO ES DADO EN DOLARES.

AAL - CAPA DE ADAPTACION ATM. HDLC - ESIABON DE CONTROL DE DATOS DE ALTO NIVEL.
 DSI - INTERFACE INTERCAMBIABLE DE DATOS. SMDS - SERVICIO DE SWITCHED MULTIMEDIA DE DATOS.
 UNI - INTERFACE DE USUARIO A RED.

Las unidades de conmutación digital trasladan paquetes de datos dentro de la celda ATM, algunos de estos productos pueden switchear celdas de un puerto local a otro, trasladar celdas dentro de una área amplia; poseen desde un puerto de red ATM y 3 puertos de usuario ó otros que tienen arriba de 64 puertos dependiendo de la velocidad que se maneje, operan con trafico 1-5 de la capa de adaptación ATM.

TABLA 7: CENTRALES ATM (HUBS).

VENDEDOR	CENTRAL ATM NUEVA	SOPORTE DEDICADO A LAN	INTERFACE PARA RED CAMPUS ATM	INTERFACE PARA ADAPTADO RES DE RED ATM	ATM BACK PLANE	INTERFACE ATM	PLANEADO COMO SWITCH ATM
HUBBS LAN SYSTEMS GERMANTOWN NJ-212-5500	CENTRAL BACKBONE ATM MEJORADA CIRCULO No.121	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE CANAL DE FIBRA SONET	SI
JANNET DATA COMM. HUNTINGTON BEACH CAL. 714-491-5580	121-36 Y 121-19 MEJORADAS CIRCULO No.429	SI	SI	SI	NO	NO ANUNCIADA	SI
OPTIVAL DATA SYSTEMS INC. 214-234-6100	ODS INFINIDAD MEJORADA CIRCULO No.130	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE FIBRA CANAL DE FIBRA SONET, T3	LA CENTRAL INTEGRARA CONMUTACION
PLEXCOM INC. SIMI VALLEY, CAL. 818-522-3333	CENTRAL MULTI RED SX PLENETX MEJORADA CIRCULO No.431	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE FIBRA CANAL DE FIBRA, T3	NO
RAYCOM SYSTEMS INC. VAN NUYS, CAL. 818-909-4186	FIBERRING 100 MEJORADA CIRCULO No.432	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE T3	NO
SYNERGIC INC. NORTH BILLERICA, MASS. 508-670-909-09	CENTRAL DE CONMUTACION LANPLEX 5000 MEJORADA CIRCULO No.433	SI	SI	NO	NO	UNI SOBRE SONET	NO
SYNOPTIC SYSTEMS INC. SANTA CLARA CALIFORNIA 408-988-2100	LATTISMET MEJORADA CIRCULO No.434	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE FIBRA	SI
SCOM CORP. SANTA CLARA, CALIFORNIA 408-764-5000	LINKWALKER MEJORADA CIRCULO No.435	SI	SI	SI	NO	NO ANUNCIADO	SI
UNGERMANN BAS INC. SANTA CLARA CALIFORNIA 408-496-0111	NUOVA CENTRAL PLANEADA PARA ACCESOS CIRCULO No.436	SI AMBAS CENTRALES	CENTRAL NUEVA	CENTRAL NUEVA	CENTRAL NUEVA	NO ANUNCIADO	SI
XYPLEX BOXBOROUGH, MASS. 508-264-9900	RED 9000 MEJORADA CIRCULO No.437	SI	SI	NO ANUNCIADO	NO ANUNCIADO	NO ANUNCIADO	NO

SONET = RED OPTICA SINCRONA. UNI = INTERFACE DE USUARIO A RED.

TABLA 8: CENTRALES ATM (HUBS).

VENDEDOR	CENTRAL ATM NUEVA	SOPORTE DEDICADO A LAN	INTERFACE PARA RED CAMPUS ATM	INTERFACE PARA ADAPTADO RES DE RED ATM	ATM BACK PLANE	INTERFACE ATM	PLANFADO COMO SWITCH ATM
ADAPTIVE CORP. REDWOOD CITY CALIFORNIA 415-364-9300	ORGANIZACION CENTRAL ATM CIRCULO No. 419	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE SONET T3	EL PRODUCTO PUEDE FUNCIONAR COMO SWITCH O CENTRAL
ARTEL COMM. CORP. BRIDSON MASS 901-364-4000	CENTRAL DE CONMUTACION MEJORADA GALATICO CIRCULO No. 419	SI	SI	NO ANUNCIADA	NO ANUNCIADA	UNI SOBRE SONET	SI
BYTEX CORP. WESTBORO MASS. 901-332-4000	SERIES 9000 MEJORADA CIRCULO No. 420	SI	SI	SI	NO	UNI SOBRE FDDI	NO
CABLETRON SYSTEMS INC. ROCHESTER 603-332-4400	CENTRAL MMAC MEJORADA NUEVA CENTRAL PLANEADA CIRCULO No. 421	NO ANUNCIADA	SI AMBAS CENTRALES	CENTRAL NUEVA	CENTRAL NUEVA	UNI SOBRE FDDI, SONET	SI
CAMEO COMM. INC. NASHUA N.H. 603-888-4469	ULTRA CENTRAL 5000 MEJORADA CIRCULO No. 422	NO ANUNCIADA	SI	NO ANUNCIADA	SI	UNI SOBRE T3	SI
CHPCOM INC. SOUTHBORO MASS. 501-660-4900	CENTRAL SOBRELINIA MEJORADA CIRCULO No. 423	SI	SI	SI	NO	UNI SOBRE FDDI	NO
ENET TECHNOLOGY SAN JOSE CALIFORNIA 401-454-4000	SERIES 9000 MEJORADAS NUEVAS CENTRALES PLANEADAS CIRCULO No. 424	SI AMBAS CENTRALES	SI AMBAS CENTRALES	SI AMBAS CENTRALES	SI AMBAS CENTRALES	UNI SOBRE SONET	SI
DIGITAL EQUIPMENT CORP. MAYNARD MASS. 501-467-5111	CENTRAL DEC 900 MEJORADA CIRCULO No. 425	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE SONET	SI
FIBERLINK CORP. CHATSWORTH CAL. 818-799-4000	CENTRAL CROSSOW MEJORADA CIRCULO No. 426	SI	SI	SI	SI	UNI SOBRE CANAL DE FIBRA, SONET, Y T3	SI
FIBRONICS INTERNAT. INC. PEMBROKE MASS. 617-424-0099	CENTRAL PLANEADA NUEVA	SI	SI	SI	SI	POR SER ANUNCIADO	SI

SONET = RED OPTICA SINCRONA. UNI = INTERFAZ DE USUARIO A RED.

Las centrales son componentes que conforman la red cuya función consiste en segmentar la red y conectar los equipos de cada departamento a los convertidores de paquetes de datos en celdas ATM. Estos dispositivos poseen interfaces ATM las cuales las podemos interconectar con otros elementos, por ejemplo interface de usuario a red (UNI) sobre SONET (Red Óptica Sincrona), FDDI, T3, etc.

También posee soportes dedicados a LAN (Red de Area Local), interfaces para red campus ATM, o a su vez operar la central como un switch.

9.2 CRITERIOS DE SELECCION.

Antes de adquirir cualquier elemento del equipo ATM es importante observar las características básicas tales como: capacidad, desempeño de todas sus facetas del equipo (throughput), interfaces, arquitecturas de switch, manejabilidad y software de control. Estas características se observan en las tablas del equipo ATM correspondiente: switches, roteadores, interfaces, DSUs, etc.

La capacidad del switch en este contexto se refiere al número de puertos soportados, lo cual permite agregar más switcheo a la estructura.

Synoptics establece en sus productos una jerarquía dependiendo de la capacidad, así por ejemplo el LattisCell 10104 es un switch de switches para enlazar switches 10102. El 10104 puede ser configurado con arriba de 16 puertos.

Fore establece un procedimiento similar, su ASX-100 Switchclusters puede acomodar arriba de 64 puertos, el cual puede ser usado para enlazar los ASX-100 LAN switches. Ambos tipos de switches también pueden ser conectados. El concepto de desempeño o capacidad de todas las facetas (throughput) es otra consideración importante. Esta típicamente oscila dentro de 1.2 Gbit/s N.E.T., ATMx a 10 Gbit/s de Newbridge's Vivid Hub y Fore's ASX-100 switchcluster.

La arquitectura del switch puede ser blocking o nonblocking. Con el enfoque blocking, las llamadas pueden ser bloqueadas aún si hay ancho de banda disponible en el switch. Una arquitectura nonblocking garantiza que el ancho de banda si está disponible será provisto.

Resumiendo podemos enumerar como los principales criterios de selección:

- 1.- Capacidad total del switch (throughput).
- 2.- Cantidad de interfaces.
- 3.- Manejabilidad y software de control.
- 4.- Arquitectura bloqueable ó no-bloqueable.

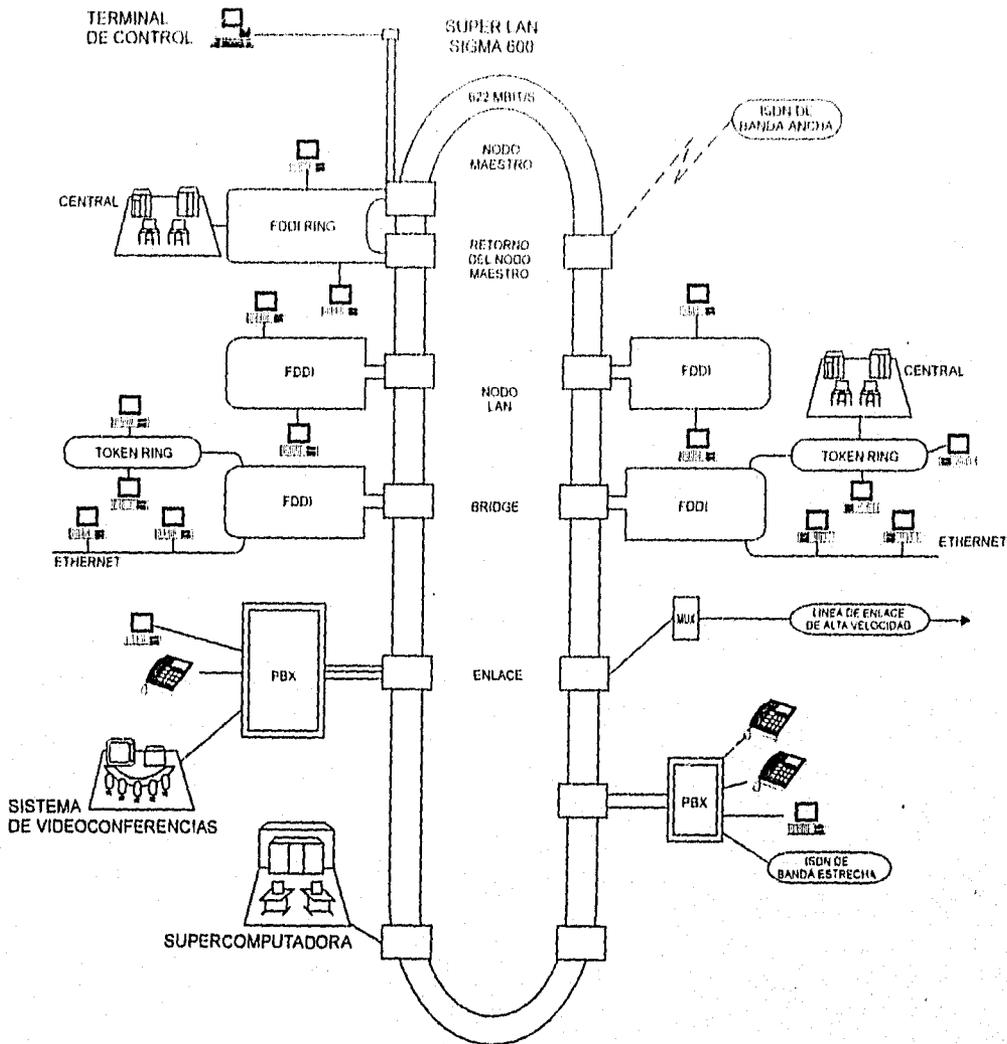


Figura 2: RED SUPER SIGMA 600 DE HITACHI USANDO ATM.

El switcheo blocking típicamente ofrece altos anchos de banda en contraparte con los nonblocking. Un switch blocking bien diseñado sin embargo trabaja para minimizar la posibilidad de que una llamada será bloqueada.

Synoptics Lattiscell, es un ejemplo de switch blocking, el cuál usa una técnica llamada "distribución aleatoria de tráfico" para asegurar que las llamadas sean raramente bloqueadas.

Cualquier switch soporta gran variedad de interfaces, pero las más comunes son para 100 a 140 Mbit/s sobre fibra. Synoptics Lattiscell puede manejar 155 Mbit/s sobre 5 tipos de pares entrelazados, pero son cables que tienen mejores características de atenuación y ruido a los usados por teléfonos analógicos.

No hay encapsulación estándar para ATM, lo cual significa que los esquemas de encapsulación propios están a la orden del día, por lo que si el bridge usado para conectar una LAN dentro de la estructura ATM usa un esquema de encapsulación propio, los nodos en la LAN pueden solamente comunicar con nodos en la estructura cuando ambos usan el protocolo propio.

Los bridges simplemente multiplican los paquetes a cada estación destino. El concepto de LANs virtuales es familiar a usuarios de centrales con switcheo de puerto, el cual permite crear grupos de trabajo virtuales de usuario que necesitan acceso a los mismos recursos (y no a otros). El gran atractivo de las LANs virtuales es que se pueden agregar, borrar o reasignar usuarios desde una consola central.

Tamaño de los buffers. La capacidad de los buffers, control de flujo y priorización también son conceptos importantes cuando evaluamos los switches ATM; desafortunadamente los esfuerzos de estandarización sobre estos conceptos aún permanecen en desarrollo, consecuentemente las empresas suelen usar diferentes tamaños de buffers para sus switches.

El tamaño más apropiado de los buffers depende de las características del tráfico, incluyendo el tamaño del paquete, en simulación se ha observado que los buffers de 528 Kbytes funcionan correctamente.

Priorización. Permite a los usuarios definir varias clases de servicio para diferentes tipos de tráfico. El video en primera instancia, con mayor prioridad que los datos de la LAN, por ser las señales de video más sensibles a el retardo que la transferencia de archivos.

Esta es indispensable para redes con ancho de banda limitado tal como las redes privadas.

9.3 REFERENCIAS.

- 1.- Revista Data Communications International
Mc Graw-Hills Networking Technology Magazine
Números correspondientes a:
Marzo 1992
Abril 1992
Octubre 1993
Noviembre 1993
Septiembre 1994
Febrero 1995.

10

**DISEÑO DE UNA RED
ATM PARA UN HOSPITAL**

147

10.1 DISEÑO DE LA RED.

La red debe integrar los departamentos de un hospital moderno típico como son: Ultra sonido, imágenes de Resonancia Magnética, Radiología Digital, Radiografía Digital, Tomografía Computarizada, Cardiología Nuclear, Diagnóstico Fetal, Centro para la vida así como proveer otros departamentos que el hospital requiera.

Por ello se requiere segmentar la red con fragmentos que corresponden a cada departamento. Tres maneras son tradicionales para conectar los departamentos al conmutador principal (switch ATM) por medio de bridges (puentes), enrutadores y centrales donde se demanda gran capacidad de transmisión de datos.

Como hemos establecido anteriormente un bridge conecta LANs del mismo tipo y es insensible a protocolos.

Un enrutador selecciona el trayecto óptimo para transportar la información sobre la red y es sensible a los protocolos, pues opera en las capas 1 a 4 del modelo OSI. Por otra parte las centrales (HUBS) ofrecen gran capacidad y pueden acomodar cerca de 30 segmentos LAN.

Normalmente las centrales son usadas para enlazar LANs con otras a través de la red campus, para conectar directamente las estaciones de trabajo al equipo ATM y finalmente cuando se introducen servicios con distintas velocidades son utilizadas para enlazar switches a través de la red de área amplia (WAN).

Suele ocurrir que en la mayoría de los hospitales algunos departamentos como Centro para la vida, Diagnóstico Fetal y Cardiología Nuclear se instalan en un edificio separado de los demás departamentos lo que nos obliga a diseñar la red considerando esta característica.

Se debe seleccionar un switch con la capacidad suficiente para enlazar todos estos departamentos, debido a que ningún conmutador de redes tradicionales como Ethernet, FDDI, Token Ring nos proporciona la capacidad demandada, se presenta el switch ATM como una necesidad lógica.

A pesar de que en el mercado aparecen muchas centrales con interfaces ATM, preferimos utilizar convertidores de paquetes a celdas ATM debido a que generalmente estas centrales tienen solamente uno o dos módulos para ATM y los restantes son para segmentos de redes tradicionales.

Asimismo nos permite diferir nuestro diseño a los estándares establecidos para emulación de redes LAN (ver capítulo 11).

De esta manera la base principal de la red lo constituye un switch ATM con sus respectivos servidores; el cual está conectado vía fibra óptica a un convertidor de paquetes de datos a celdas ATM, este convertidor enlaza las centrales de cada departamento que constituyen la microsegmentación de la misma (ver figura 1).

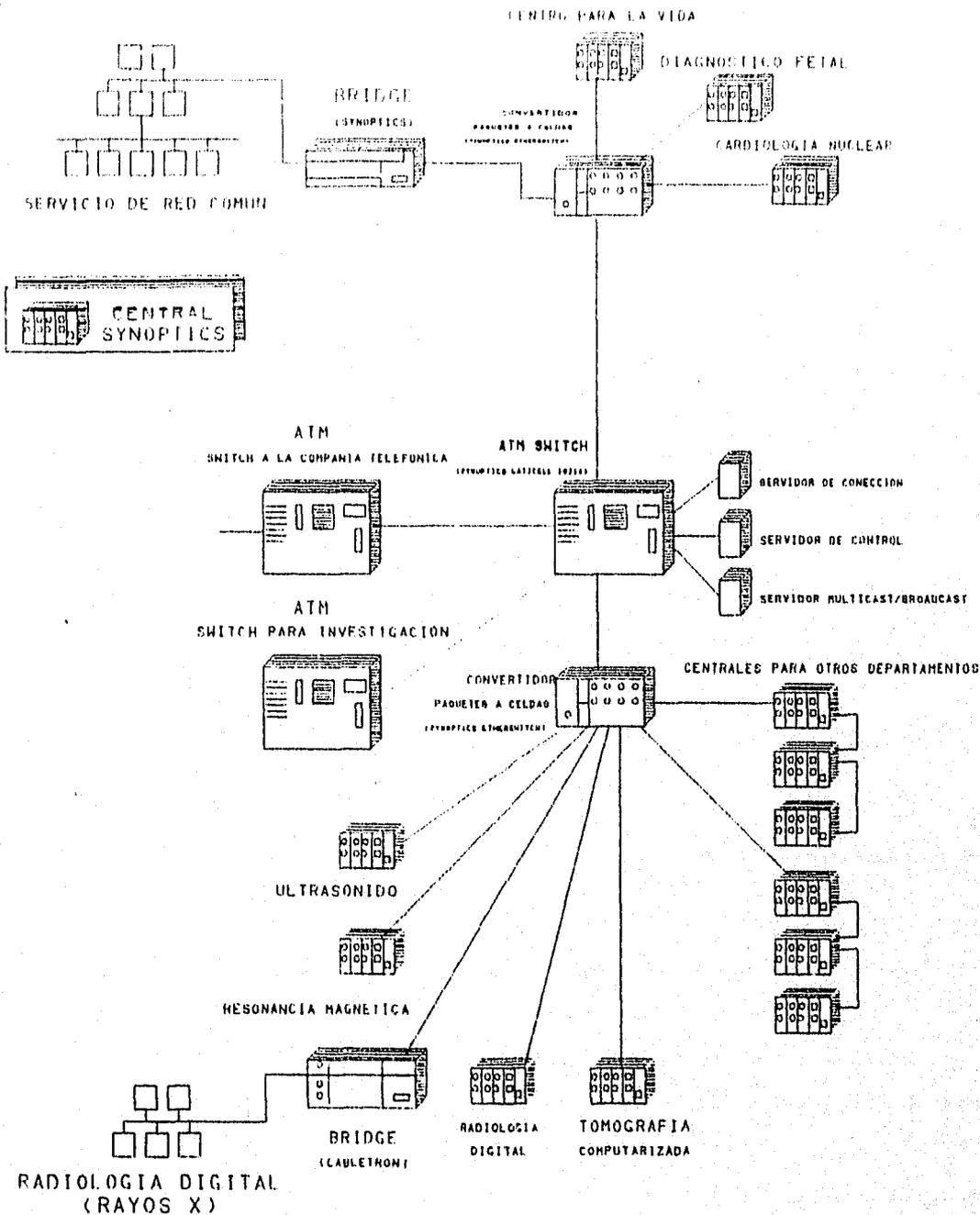


Figura 1. CONFIGURACION DE LA RED ATM EN EL HOSPITAL.

Como se puede ver en la figura, se utilizan dos convertidores de paquetes de datos a celdas ATM por que estamos suponiendo que algunos departamentos como los ya mencionados se encuentran en edificios separados, en caso contrario se puede utilizar solo uno.

El servicio de Red Común y el de Radiología Digital no demandan grandes requerimientos de ancho de banda como los demás departamentos, por ello en lugar de utilizar centrales se pueden instalar enrutadores o bridges. Considerando que no hay muchos nodos en la red es preferible instalar bridges ya que su costo es menor, con el único requisito de que el bridge para Radiología Digital debe tener la capacidad de manejar imágenes.

Comunicar la red del hospital a redes de otros hospitales, a redes como internet o redes WAN es una premisa inherente a todo diseño por ello se requiere un segundo switch que comunique el backbone de la red a la compañía telefónica y a redes externas; este segundo switch es necesario debido a que difícilmente un solo switch podría ofrecer la cantidad de puertos y capacidad para realizar ambas funciones.

Aún cuando no forma parte del diseño se deja abierta la posibilidad para instalar un tercer switch ATM para investigación que permita experimentación y simulación en tiempo real.

10.2 EVALUACION DE LOS DISTINTOS ELEMENTOS QUE PODRIAN CONFORMAR LA RED.

10.2.1 SWITCHES.

Existe una gran cantidad de fabricantes de switches ATM, la elección adecuada será aquella que ofrezca las características (criterios de selección del capítulo 9) que más se adapten a nuestro diseño y costo razonable.

Es importante observar que de acuerdo a los requerimientos de ancho de banda establecidos en el capítulo 8; necesitamos un switch con una capacidad de por lo menos 5 Gbit/s.

Las características de los switches más comerciales se muestran en la tabla 1 del capítulo 9; sin embargo existen más fabricantes como Nicecom Inc., ofreciendo un switch Nicell 200 para pequeños grupos de trabajo, con un puerto ATM. Por otro lado el Nicell 1200 maneja arriba de 48 puertos Ethernet y 4 puertos ATM.

La ventaja de los costos de Nicecom Inc. es cuando consideramos una red larga que comprenda cerca de 192 segmentos Ethernet conectados a un backbone ATM. Usando switcheo Nicecom Inc. obtendremos un precio en un 10 % menor si usamos productos Synoptics. Desafortunadamente algunos de sus switches LAN deben ser instalados con enrutadores en los nodos que manejan LANs virtuales, incrementandose el costo.

General Data Comm (1-203-574-1118) ofrece un switch con capacidad de 6.4 Gbit/s, se puede utilizar para redes campus y de área amplia pero por ello su precio es mayor a las utilizadas exclusivamente para redes campus.

Stratacomm (800-537-7707) ofrece un switch similar con autoenrutamiento para redes públicas y privadas.

Netcomm (0268-53428) ofrece su switch modelo DV-2, que es uno de los switches más sofisticados, el cual maneja una velocidad de conmutación arriba de 6.4 Gbit/s, con interfaces físicas para SONET/SDH (Red Óptica Sincrona/Jerarquia Digital Sincrona) ideal para redes con requerimientos de telecomunicaciones.

Netwiz ofrece un switch con una capacidad de 5.12 Gbit/s, permitiendo arriba de 100 diferentes conexiones LAN (Token Ring y Ethernet). Es un switch diseñado principalmente para redes de área metropolitana (MAN).

Synoptics ofrece su sistema 5000 que permite enlazar segmentos de LAN. Soporta arriba de 52 segmentos Ethernet, 26 de Token Ring o 25 trayectos FDDI.

NEC Newscope ofrece switches ATM con interfaces para que los nodos de la red soporten E1, E3, y T1; son básicamente switches para redes de telecomunicaciones

Fibronics (617-826-0099) ofrece un sofisticado switch ATM que maneja 12 Gbit/s y soporta ilimitadas topologías (arquitectura matriz bus).

10.2.2 CENTRALES (HUBS).

Existen a su vez gran cantidad de vendedores de centrales inteligentes tal como Synoptics Communications Inc. que ofrece una versión del Etherswitch de Kalpana Inc., es su central Lattisecell; ambas Kalpana y Synoptics soportan LANs Ethernet.

Las estrategias de los vendedores es ir integrando interfaces ATM a sus productos ya existentes.

Así por ejemplo Cabletron, uno de los fabricantes líderes en bridges, enrutadores y centrales; ofrece la central MMAC plus que puede acomodar versiones de switches de Ethernet, Token Ring y FDDI así como soportar interfaces a redes ATM.

Los usuarios configuran la central moviendo los módulos de interface dentro del chasis de 14 ranuras. Cada uno de los módulos realiza bridging (puenteo), enrutamiento y establecimiento de llamadas con lo cual disminuye el costo en el caso de usar enrutadores y bridges separados. El bus de red flexible (FNB) comprime dos anillos FDDI de 100 Mbit/s para disparar los datos entre los segmentos de LAN.

El bus interno de la red (INB) usa multiplexión por división de tiempo para agregar unos 4 Gbit/s de capacidad no-bloqueable a las conexiones del switch.

Cabletron (Rochester, N.H.) ofrece una variedad de módulos de interface para cada tipo de conexión de LAN. Para los FNB hay versiones disponibles que soportan 24 o 36 puertos sobre cable para Ethernet, 24 puertos para Token Ring para cable o 36 puertos Ethernet sobre fibra o 8 puertos para FDDI. El fabricante también ofrece un concentrador de puertos FDDI y un módulo de interface ATM que provee una conexión a una red ATM.

Vivid's ofrece tres componentes principales: centrales de conmutación ATM, switches de acceso y software de enrutamiento.

Las centrales ATM de Vivid pueden conmutar tráfico a velocidades por encima de 10 Gbit/s. Muchas de sus 16 centrales pueden interconectarse a una estructura ATM. Las redes Ethernet y Token Ring se conectan a la estructura vía switches de acceso, New Bridge los llama Ridges que pueden convertir paquetes LAN a celdas ATM y viceversa. Cada central tiene 16 puertos para conectarse a los Ridges, a segmentos individuales de LAN o a otras centrales.

Cada Ethernet Ridge puede acomodar arriba de 16 segmentos y cada Ridge Token Ring arriba de 8 segmentos.

Los Ridges también trabajan con software servidor de enrutamiento para manejar la selección de trayectorias de tráfico; este software está distribuido a través de la red en varias plataformas tales como PCs y estaciones de trabajo.

En adición a las centrales ATM, Ridges y software de servicio de enrutamiento, Vivid tiene cuatro componentes llamadas unidades de servicio de LAN; estos dispositivos conectan Ridges vía interfaces Ethernet y Token Ring. Las unidades de servicio de LAN proveen de filtrado local, generación de tramas y agrupación de segmentos.

10.2.3 BRIDGES.

En cuanto a la variedad del equipo que ofrecen los fabricantes, de un 75 % a 80 % lo constituyen los bridges y enrutadores.

Existe una gran variedad de estos productos y la elección del adecuado depende los requerimientos de la red y costo.

Así por ejemplo Advanced Computer Communications tiene un bridge/enrutador que ofrece 20 puertos soportando Ethernet, Token Ring y conexiones WAN. Es el Acces/4500 que consiste de un chasis modular con 11 ranuras, cada una con un puerto de modulo, usa el mismo software para implementar bridging, multiprotocolo de enrutamiento y algoritmos de enrutamiento y bridging simultáneos.

Datability [New Jersey (800) 456-7844] ofrece bridges para dos puertos Ethernet y un puerto para WAN, que usa multiprotocolos TCP/IP, Novell SPX/IPX y Xerox XNS.

Entre los principales fabricantes de estos productos estan:

Cabletron Systems [0635-580000], Andrew [(310) 320-7126], Develcomn [(306) 933-3300].

Todos ofrecen bridges que manejan anchos de banda de acuerdo a la demanda. Muchos de sus productos pueden establecer enlaces WAN para T1 y E1 así como B-ISDN.

Los mas sofisticados pueden conectar directamente a las LANs a los switches ATM como el enrutador Netedge configurado con cuatro puertos para redes Token Ring, ocho puertos para Ethernet, un puerto para FDDI, un ATM T3 UNI (Interface de Usuario a Red) y un CSU/DSU.

Su diferencia primordial con un enrutador convencional consiste en la interface ATM que concentra el tráfico LAN a la red ATM.

Netedge Inc. (Research Triangle Park, N.C.) implementó en su enrutador un buffer shared memory (memoria compartida); este esquema incrementa la capacidad por que le toma menos tiempo en mover los datos a través del bus.

Las conexiones ATM enruta todos los protocolos comunes de la red incluyendo Appletalk, IPX, TCP/IP y XNS. La unidad también maneja protocolos enrutador a enrutador tales como BGP (Border Gateway Protocol), OSPF, RIP y RIMP (Routing Table Maintenance Protocol) y realiza enrutamiento de fuente.

10.3 SELECCION DE EQUIPO.

Nosotros requerimos de un switch con capacidad de conmutación mínima de 5 Gbit/s como se estableció en el capítulo 8 con por lo menos 10 puertos como se observa en la figura 1 de la configuración de la red.

El switch debe ser tipo campus que maneje tráfico del tipo 1, 2, 3/4 y 5 con priorización (es decir maneje voz, datos y video teniendo este ultimo prioridad).

Como hemos visto muchos de los switch de algunos fabricantes estan diseñados para redes WAN con interfaces para T1, E1, E3, SDH, SONET, Frame Relay etc que incrementan su costo y en el caso de nuestro diseño de red estas interfaces se mantendrían ociosas, por ello nos concentramos en los switches campus de la tabla 1-2 del capítulo 9.

De estos switches campus que en su tipo son los mas comerciales a nivel mundial, el más económico y comercial que se adapta a nuestros requerimientos es el Synoptics Lattiscell modelo 10104 con 16 puertos ATM, con capacidad de conmutación de 5 Gbit/s, arquitectura no bloqueable así como interfaces ATM a 155 Mbit/s sobre fibra óptica. Puede manejar varios tipos de tráfico AAL 1, 2, 3/4 y 5 con priorización.

Consecuentemente las centrales fabricadas para trabajar con este switch son las de Synoptics y el convertidor de paquetes a celdas ATM que ofrece el mismo fabricante es el Synoptics Etherswitch.

Es preferible que todo el equipo sea del mismo fabricante para facilitar la conectividad del equipo y unificar todos los elementos, pero también es posible realizar compatibilidad en la red con equipo de otros fabricantes.

El único dispositivo que no es de la misma marca es el bridge Cabletron ya que este puede manejar imágenes, para este propósito Synoptics ofrece enrutadores con un costo mas elevado.

10.4 DESCRIPCION DEL EQUIPO.

10.4.1 SWITCH SYNOPTICS.

El switch Synoptics Lattiscell ATM puede ofrecer a los usuarios 5 Gbit/s de capacidad de conmutación total. Se le considera el de menos costo (alrededor de \$32,000 dolares) en comparación con los \$70,000 y \$80,000 de los fabricantes como Networic Equipment Technologies Inc. (NET, Redwood City California) y Newbridge Networks Inc. (Canada Ontario).

Para ayudadr a la función de la central LAN, Synoptics ha introducido una tarjeta de adaptación que enlaza las estaciones de trabajo a el switch.

El switch Lattiscell tiene dos versiones: una que consiste de 12 pares trenzados y de cuatro puertos para fibra óptica, el segundo (el seleccionado) con 16 puertos de fibra óptica, en ellos corren dos versiones de software de paquetes: el Lattiscell Connection Management System (CMS) y el Lattiscell Network Management Applications.

El Switch Latticell esta compuesto de una matriz de conmutación, 16 puertos de interface y un modulo controlador del switch.

La matriz usa distribución de tráfico aleatorio lo cual minimiza la oportunidad de que el bloqueo pueda ocurrir (ver figura 2).

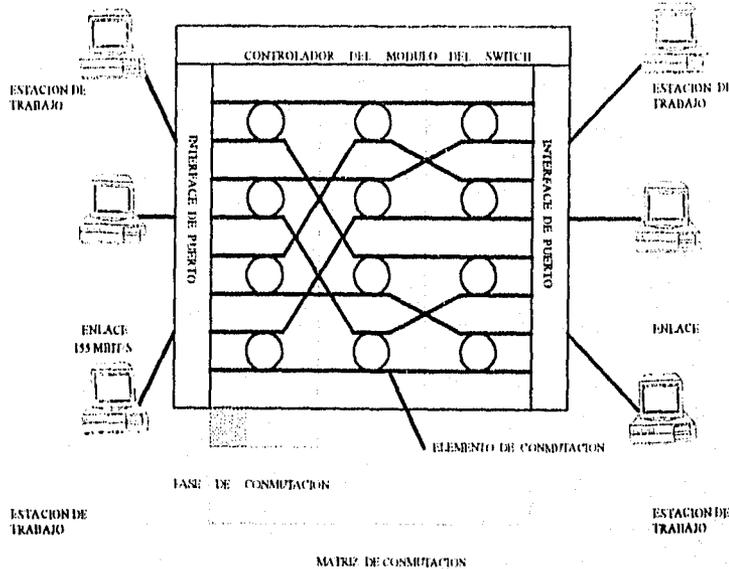


Figura 2: ESTRUCTURA INTERNA DEL SWITCH LATTICELL 10104.

La matriz del switch tiene varios elementos. Cada elemento tiene dos entradas y dos salidas, cada estado consiste de un banco de elementos de conmutación. Cuando una transmisión se realiza en el primer estado del dispositivo, un elemento de conmutación selecciona aleatoriamente como pasar la transmisión a una de las dos salidas.

La salida del primer estado se lleva a cabo a la entrada del segundo y así sucesivamente hasta completar los cuatro. Este proceso asegura que las transmisiones son eventualmente distribuidas a través de la matriz de conmutación.

Cada elemento de conmutación tiene un tamaño de buffer suficiente para retener unas cuantas celdas ATM, esta capacidad se le conoce como buffering interno de distribución con lo cual las celdas pueden ser guardadas para evitar congestión y duplicarlas en el caso de comunicaciones multipunto (multicast), por ejemplo en videoconferencias.

El reloj interno del switch opera a 5 Gbit/s; dos veces la capacidad agregada de las unidades de los 16 puertos que operan a 155 Mbit/s.

La gran rapidez del reloj ofrece un tiempo amplio para el proceso de celdas lo cual minimiza el bloqueo.

Para aplicaciones multicast el switch procede como una red ATM en miniatura, cada elemento de conmutación chequea si necesita copiar una celda para multicasting, si es así el elemento de conmutación hace dos copias de la celda y las pasa a ambas salidas

Dentro de la configuración de la red del hospital (figura 1) este switch lo localizamos en la parte central de la red, a su vez lo tenemos interconectado con dos convertidores de paquetes de datos en celdas ATM así como con otro switch a la compañía telefónica.

10.4.2 CENTRALES SYNOPTICS.

Corresponde al modelo 5000 y son usadas para segmentar la red así como conectar los equipos de cada departamento a los convertidores de paquetes a celdas ATM.

El sistema 5000 esta equipado con 5 módulos agrupadores que pueden manejar hasta 30 segmentos Ethernet. Este sistema le permite a los usuarios establecer conexiones en software, además de que tiene una configuración física cerrada y puede establecer diferentes niveles de reportes de la red, del manejo de información, como también el desempeño básico de los protocolos.

El sistema 5000 es un chasis de 5 ranuras. Todos los componentes son intercambiables. La central esta disponible con tres diferentes buses de regreso; el primero soporta 10-12 Mbit/s en Ethernet, el segundo acomoda simultáneamente de 12-16 Mbit/s sobre Token Ring y el tercero agrega de 5-100 Mbit/s para FDDI. También ofrece módulos LAN con ranuras para el switch ATM que maneja 10 Mbit/s de ancho de banda.

Su ubicación dentro de la red del hospital (figura 1) las encontramos en cada departamento como son: Centro para la vida, Diagnostico Fetal, Cardiología Nuclear, Ultrasonido, Resonancia Magnética, Radiología Digital, Tomografía Computarizada.

10.4.3 CONVERTIDOR SYNOPTICS ETHERSWITCH.

Es un convertidor de paquetes de datos a celdas ATM, esta configurado especialmente para trabajar con el switch Lattisecell. Captura los paquetes de datos que provienen de las centrales de los distintos departamentos que integran el hospital a través de sus interfaces LAN para posteriormente convertirlos en celdas ATM y enviarlos al switch donde son conmutadas a su destino.

Los localizamos en la configuración de la red del hospital (figura 1) antes y después del switch Lattiscell 10114 y su vez interconecta las diferentes centrales de los siguientes departamentos: Centro para la vida, Diagnostico Fetal, Cardilogía Nuclear, Ultrasonido, Resonancia Magnética, Radiología Digital, Tomografía Computarizada.

10.4.4 SERVIDORES DE LA RED.

Forman parte del switch (internamente) y desempeñan las siguientes funciones:

- * Servidor de transmisión. Se encarga de las conexiones punto a multipunto que se realizan sobre la red.
- * Servidor de control. Tiene a su cargo las tareas administrativas locales, por ejemplo encontrar la dirección de cualquier cliente.
- * Servidor de conexión. Registra y transforma el direccionamiento MAC (Control de Acceso Medio) a direccionamiento ATM, también es usado par enlazar clientes así como permitirle al cliente transmitir celdas sobre la red ATM.

La ubicación de estos elementos en la red del hospital (figura 1) se localizan a la derecha del switch Lattiscell 10114 formando un grupo de 3 dispositivos.

10.4.5 BRIDGES.

El bridge Synoptics tiene la función de transportar los paquetes de datos de la red de servicio común a el convertidor de celdas para que este los transforme en celdas ATM y los conduzca a el switch.

El bridge opera en las capas 1 y 2 del modelo OSI y por ello es insensible a protocolos.

El bridge Cabletron tiene la particularidad que ademas de efectuar las funciones del bridge Synoptics, este maneja imágenes, por ello es requerido para enlazar la red de Radiología Digital al convertidor Etherswich. Al igual que el Synoptics no enruta por trayectorias optimas; únicamente transporta los paquetes de datos.

Para la configuración de la red del hospital (figura 1) se utilizan dos puentes (bridges Synoptics), uno se ubica entre el convertidor de paquetes de datos en celdas ATM y la estructura del servicio de red común, el segundo lo identificamos después del otro convertidor de paquetes de datos y la red de Radiología Digital de rayos X.

10.5 CALCULOS QUE ESTABLECEN QUE LA RED ES CAPAZ DE SOPORTAR EL TRAFICO REQUERIDO.

Basandonos en los datos proporcionados por el Departamento de Soporte de Diagnostico en Imágenes Médicas del Ejercito de U.S.A., establecemos los cálculos que demuestran que la red puede manejar los requerimientos de ancho de banda

TABLA DE DATOS

TOMOGRAFIA COMPUTARIZADA	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	764.60	834.00 min.	
PROMEDIO	32.57	34.87 min.	5.39 Gbyte
RESONANCIA MAGNETICA	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	450.00	167.00 seg.	
PROMEDIO	19.60	44.88 seg.	10.6 Gbyte
ULTRASONIDO	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	24.30	507.00 seg.	
PROMEDIO	10.43	27.28 seg.	4.66 Gbyte
RADIOLOGIA DIGITAL	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	4256.10	935.00 seg.	
PROMEDIO	181.28	41.80 seg.	30.00 Gbyte
CARDIOLOGIA NUCLEAR	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	1149.02	143.20 seg.	
PROMEDIO	48.96	45.20 seg.	8.10 Gbyte
CENTRO PARA LA VIDA	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	723.46	490.00 seg.	
PROMEDIO	30.82	24.80 seg.	5.10 Gbyte
CLINICA DIAGNOSTICO FETAL	KBYTE/S	PROMEDIO TIEMPO UTILIZADO	REQUERIMIENTO TOTAL
MAXIMO	868.16	520.00 seg.	
PROMEDIO	37.01	33.40 seg.	6.12 Gbyte

$$c = 0.01 \quad x = 13.25 \text{ Kbytes/port.}$$

**REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA
TOMOGRAFIA COMPUTARIZADA**

R = VELOCIDAD PICO

m = VELOCIDA MEDIA

X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO

b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO

e = PROBABILIDAD DEL SOBREFLUJO

R = 764600 b = 50040 m = 32570 X = 13250

e = 0.01, 0.02,, 0.1

k = m/R Y(e) = ln[1/e]{b(1-k)}R

C(e) = R{[Y(e)-X+[(Y(e)-X)²+4XkY(e)]^{1/2}]/(2Y(e))}

e	C(e)
0.01	7.546 x 10 ⁵
0.02	7.546 x 10 ⁵
0.03	7.546 x 10 ⁵
0.04	7.546 x 10 ⁵
0.05	7.546 x 10 ⁵
0.06	7.546 x 10 ⁵
0.07	7.546 x 10 ⁵
0.08	7.546 x 10 ⁵
0.09	7.546 x 10 ⁵
0.1	7.546 x 10 ⁵

**REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA
RESONANCIA MAGNETICA**

R = VELOCIDAD PICO

m = VELOCIDA MEDIA

X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO

b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO

e = PROBABILLIDAD DEL SOBREFLUJO

R = 450000 b = 167 m = 19600 X = 13250

e = 0.01, 0.02,, 0.1

k = m/R Y(e) = ln[1/e]{b(1-k)}R

C(e) = R{[Y(e)-X+[(Y(e)-X)²+4XkY(e)]^{1/2}/(2Y(e))}

e	C(e)
0.01	4.5 x 10 ⁵
0.02	4.5 x 10 ⁵
0.03	4.5 x 10 ⁵
0.04	4.5 x 10 ⁵
0.05	4.5 x 10 ⁵
0.06	4.5 x 10 ⁵
0.07	4.5 x 10 ⁵
0.08	4.5 x 10 ⁵
0.09	4.5 x 10 ⁵
0.1	4.5 x 10 ⁵

**REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA
ULTRASONIDO**

R = VELOCIDAD PICO

m = VELOCIDAD MEDIA

X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO

b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO

e = PROBABILIDAD DEL SOBREFLUJO

$$R = 24300 \quad b = 507 \quad m = 10430 \quad X = 13250$$

$$e = 0.01, 0.02, \dots, 0.1$$

$$k = m/R \quad Y(e) = \ln[1/e] \{b(1-k)\}R$$

$$C(e) = R \{ [Y(e) - X + \{(Y(e) - X)^2 + 4XkY(e)\}^{1/2}] / (2Y(e)) \}$$

e	C(e)
0.01	2.429 x 10 ⁴
0.02	2.429 x 10 ⁴
0.03	2.429 x 10 ⁴
0.04	2.429 x 10 ⁴
0.05	2.429 x 10 ⁴
0.06	2.429 x 10 ⁴
0.07	2.429 x 10 ⁴
0.08	2.429 x 10 ⁴
0.09	2.429 x 10 ⁴
0.1	2.429 x 10 ⁴

REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA

RADIOLOGIA DIGITAL

R = VELOCIDAD PICO

m = VELOCIDA MEDIA

X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO

b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO

e = PROBABILIDAD DEL SOBREFLUJO

$$R = 4256100 \quad b = 56100 \quad m = 181280 \quad X = 13250$$

$$e = 0.01, 0.02, \dots, 0.1$$

$$k = m/R \quad Y(e) = \ln[1/e]\{b(1-k)\}R$$

$$C(e) = R\{[Y(e)-X+[(Y(e)-X)^2+4XkY(e)]^{1/2}]/(2Y(e))\}$$

e	C(e)
0.01	4.256 x 10 ⁶
0.02	4.256 x 10 ⁶
0.03	4.256 x 10 ⁶
0.04	4.256 x 10 ⁶
0.05	4.256 x 10 ⁶
0.06	4.256 x 10 ⁶
0.07	4.256 x 10 ⁶
0.08	4.256 x 10 ⁶
0.09	4.256 x 10 ⁶
0.1	4.256 x 10 ⁶

**REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA
CARDIOLOGIA NUCLEAR**

R = VELOCIDAD PICO
 m = VELOCIDA MEDIA
 X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO
 b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO
 e = PROBABILLIDAD DEL SOBREFLUJO

R = 1149020 b = 143.2 m = 148960 X = 13250

e = 0.01, 0.02,, 0.1

k = m/R Y(e) = ln[1/e]{b(1-k)}R

C(e) = R{[Y(e)-X+[(Y(e)-X)²+4XkY(e)]^{1/2}]/(2Y(e))}

e	C(e)
0.01	1.149 x 10 ⁶
0.02	1.149 x 10 ⁶
0.03	1.149 x 10 ⁶
0.04	1.149 x 10 ⁶
0.05	1.149 x 10 ⁶
0.06	1.149 x 10 ⁶
0.07	1.149 x 10 ⁶
0.08	1.149 x 10 ⁶
0.09	1.149 x 10 ⁶
0.1	1.149 x 10 ⁶

REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA

CENTRO PARA LA VIDA

R = VELOCIDAD PICO

m = VELOCIDAD MEDIA

X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO

b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO

e = PROBABILIDAD DEL SOBREFLUJO

$$R = 723460 \quad b = 490 \quad m = 30820 \quad X = 13250$$

$$e = 0.01, 0.02, \dots, 0.1$$

$$k = m/R \quad Y(e) = \ln[1/e] \{b(1-k)\}R$$

$$C(e) = R \{ [Y(e) - X + (Y(e) - X)^2 + 4XkY(e)]^{1/2} / (2Y(e)) \}$$

e	C(e)
0.01	7.235 x 10 ⁵
0.02	7.235 x 10 ⁵
0.03	7.235 x 10 ⁵
0.04	7.235 x 10 ⁵
0.05	7.235 x 10 ⁵
0.06	7.235 x 10 ⁵
0.07	7.234 x 10 ⁵
0.08	7.234 x 10 ⁵
0.09	7.234 x 10 ⁵
0.1	7.234 x 10 ⁵

**REQUERIMIENTO DE ANCHO DE BANDA PARA
CLINICA DE DIAGNOSTICO FETAL**

R = VELOCIDAD PICO
 m = VELOCIDA MEDIA
 X = CAPACIDAD TOTAL DEL BUFFER POR PUERTO
 b = TIEMPO PROMEDIO DE UTILIZACION DEL SERVICIO
 e = PROBABILIDAD DEL SOBREFLUJO

R = 868160 b = 520 m = 37010 X = 13250

e = 0.01, 0.02,, 0.1

k = m/R Y(e) = $\ln\{1/e\}\{b(1-k)\}R$

C(e) = $R\{[Y(e)-X+[(Y(e)-X)^2+4XkY(e)]^{1/2}]/(2Y(e))\}$

e	C(e)
0.01	8.682 x 10 ⁵
0.02	8.682 x 10 ⁵
0.03	8.682 x 10 ⁵
0.04	8.682 x 10 ⁵
0.05	8.682 x 10 ⁵
0.06	8.682 x 10 ⁵
0.07	8.682 x 10 ⁵
0.08	8.681 x 10 ⁵
0.09	8.681 x 10 ⁵
0.1	8.681 x 10 ⁵

$$c_1 = 7.646 \times 10^5$$

$$m_1 = 32,570$$

$$\sigma_1^2 = m_1(R_1 - m_1) = 32,570(764,600 - 32,570) = 2.384221 \times 10^{10}$$

$$c_2 = 4.500 \times 10^4$$

$$m_2 = 19,600$$

$$\sigma_2^2 = m_2(R_2 - m_2) = 19,600(450,000 - 19,600) = 8.4358400 \times 10^9$$

$$c_3 = 2.429 \times 10^4$$

$$m_3 = 10,430$$

$$\sigma_3^2 = m_3(R_3 - m_3) = 10,430(24,300 - 10,430) = 1.4466410 \times 10^5$$

$$c_4 = 4.256 \times 10^6$$

$$m_4 = 181,280$$

$$\sigma_4^2 = m_4(R_4 - m_4) = 181,280(4,256,100 - 181,280) = 7.3868337 \times 10^{11}$$

$$c_5 = 1.149 \times 10^6$$

$$m_5 = 148,960$$

$$\sigma_5^2 = m_5(R_5 - m_5) = 148,960(1,149,020 - 148,960) = 1.4896894 \times 10^{11}$$

$$c_6 = 7.235 \times 10^5$$

$$m_6 = 30,280$$

$$\sigma_6^2 = m_6(R_6 - m_6) = 30,280(723,460 - 30,280) = 2.1347165 \times 10^{10}$$

$$c_7 = 8.682 \times 10^5$$

$$m_7 = 37,010$$

$$\sigma_7^2 = m_7(R_7 - m_7) = 37,010(868,160 - 37,010) = 3.0760862 \times 10^{10}$$

De donde:

$$\sum_{j=1}^N C_{jM} = 8.236 \times 10^6$$

$$m = \sum_{j=1}^N m_j = 4.607 \times 10^5$$

$$\sigma = \sum_{j=1}^N \sigma_j^2 = 9.722 \times 10^{11}$$

$$\alpha' = \text{sqr}t\{[2 \ln(1/\epsilon_M) - \ln 2\pi]\} = \text{sqr}t\{[2 \ln(1/0.01) - \ln 2\pi]\} = 2.71522$$

$$c_M^{\hat{}} = \min\{4.607 \times 10^5 + 2.715(9.722 \times 10^{11}), 8.236 \times 10^6\}$$

$$c_M^{\hat{}} = \min\{2.6395 \times 10^{12}, 8.236 \times 10^6\}$$

Al comparar los valores obtenidos tanto por la aproximación Gaussiana $\{m + \alpha'\sigma\}$ que proporciona el ancho de banda requerido para muchas conexiones con largos periodos de utilización con ráfagas de datos, así como el término $\sum_{j=1}^N C_{j,M}$ que captura el impacto de las características de las fuentes para pequeños periodos de utilización con ráfagas de datos, deducimos lo siguiente:

Si las conexiones utilizan el servicio de red con pequeños periodos con ráfagas de datos, el switch ATM seleccionado (con 5 Gbytes/s de capacidad) mantiene una sobrada capacidad para manejar el tráfico de la red ($8.236 \times 10^9 < 5 \times 10^9$ bytes/s). Sin embargo si se utilizan todas las conexiones simultáneamente con largos periodos de ráfagas, el switch no podrá proporcionar el grado de servicio deseado. Por lo que surgen las siguientes limitaciones.

10.6 LIMITACIONES.

Una imagen estándar de rayos X comprime cerca de 10 Mbytes de datos. Los médicos pueden requerir de 10 a 100 imágenes simultáneamente a la vez. A la infraestructura le tomaría minutos cubrir esta demanda por lo que para propósitos consultativos se deberá utilizar imágenes de baja resolución, es por ello que se utilizará el Gateway Sisco y no uno más costoso.

Es además conveniente que se limite el uso de la red. Por ejemplo que no usen más de dos radiólogos el mismo departamento el servicio simultáneamente en horas pico, que las teleconferencias e imágenes solo puedan ser requeridas por ciertos médicos, etc.

11

**DISEÑO DE REDES PARA INTERCAMBIOS
MASIVOS DE ARCHIVOS CON ESTRUCTURAS**

ATM

11

**DISEÑO DE REDES PARA INTERCAMBIOS
MASIVOS DE ARCHIVOS CON ESTRUCTURAS**

ATM

11.1 EMULACION DE LANs CON ATM.

El Forum ATM ha estado dando los toques finales a los estándares L-UNI (LAN Emulation User-to-Network Interface), los cuáles definen como redes Ethernet o Token Ring pueden ser conectadas a sus contrapartes en redes ATM.

En esencia la emulación de LANs con ATM es un medio de hacer posible el utilizar todos los beneficios del modo de transferencia asíncrono. La emulación de LAN también posibilita que las LANs tengan acceso a servidores ATM, estaciones de trabajo, enrutadores y otros equipos de la red. Al mismo tiempo es posible convertir paquetes LAN en celdas ATM (y viceversa) sin generar demasiada sobrecarga en los dispositivos ATM.

La meta de la emulación LAN es usar conexiones ATM para emular la conectividad natural de una LAN. La emulación con ATM de LANs es actualmente un servicio sobre la red ATM que permite a las estaciones terminales sobre LANs conectarse a otras estaciones terminales por medio de servidores, enrutadores, puentes (bridges) y dispositivos similares ATM (ver figura 1).

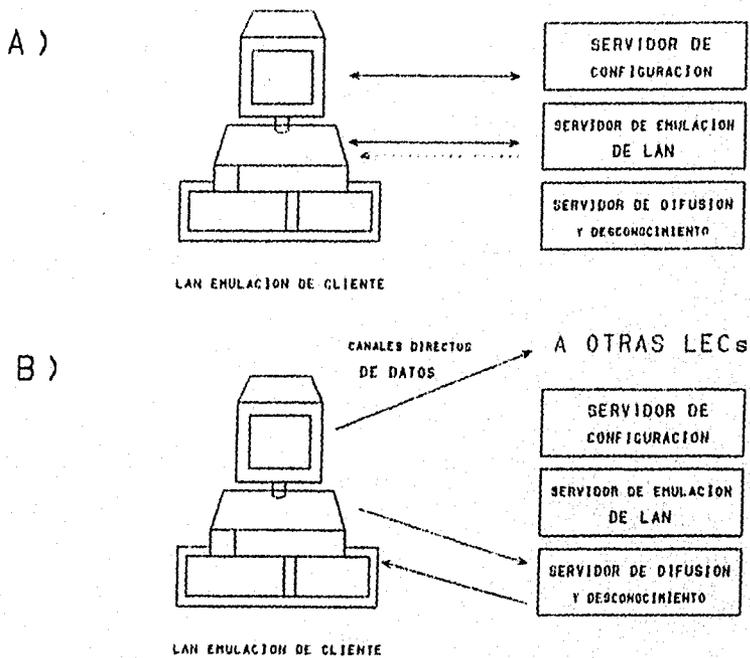


Figura 1: EMULACION DE LANs CON ATM.

Todos los dispositivos sobre las Ethernet y Token Rings no requieren ninguna modificación. Para ello solo se requiere un convertidor LANs-ATM.

La emulación es un instrumento de la capa 2 que acepta paquetes LAN nativos y los modifica agregando una cabecera ID y despojándolos de la Secuencia de Chequeo de Trama (FCS, Frame-Check Sequence) y entonces enviándola sobre la red como AAL5 DSUs (Protocol Data Units). La Segmentación y Reensamblaje (SAR) toma lugar una vez que los paquetes LAN son filtrados dentro de la PDU.

Los convertidores LAN-a-ATM ya se están fabricando en el mercado. El Ethernet de Synoptics Communications Inc. (Santa Clara California) realiza conversiones para LANs Ethernet (de bus común); Centillon Networks (Mountain View California) y otros vendedores hacen lo mismo para Token Rings.

L-UNI también direcciona FDDI. En este caso sin embargo esto requiere que las tramas FDDI sean trasladadas en tramas Ethernet o Token Ring. Una vez que esto es hecho el convertidor se encarga de ellas.

En la emulación de LANs no se puede mezclar topologías sin el uso de enrutadores. Deben ser estrictamente Ethernet, estrictamente Token Ring o estrictamente FDDI. Deberán ser usados enrutadores para conectar una Token Ring emulada con una Ethernet emulada. Similarmente un bridge (puente) deberá ser usado para enlazar dos o más emulaciones Ethernet. L-UNI permite múltiples LANs emuladas, cada una completamente independiente de la otra, en la misma estructura física.

El software que maneja el servicio de emulación de LAN es implementado en los tres servidores lógicos; el servidor de configuración, el servidor de emulación de LAN (LES) y el servicio de difusión y desconocimiento (BUS). El Forum ATM ha puesto una parte de sobra para implementar que tan lejos es la localización física de estos tres servidores. La emulación LAN es un servicio de la capa 2, el cuál es completamente independiente de las capas superiores de los protocolos (figura 2).

Trabajando juntos los servidores sobre una LAN emulada desempeñan tres funciones: transferir datos punto a punto entre una estación terminal y otra; transferir datos punto a multipunto de una estación terminal a muchas y direccionamiento MAC para ATM.

El LES (Servidor de Emulación de LAN) es el centro de control para una LAN emulada. Este es responsable de registrar y hacer direccionamiento MAC, o funcionar como descriptor de ruta para el direccionamiento ATM. El BUS (Servidor de Difusión y Desconocimiento) se encarga de todas las difusiones que sean hechas sobre la red, como su nombre lo sugiere, el servidor de configuración proporciona informes de la configuración de la red ATM, también puede suplir el direccionamiento del LES para el cliente.

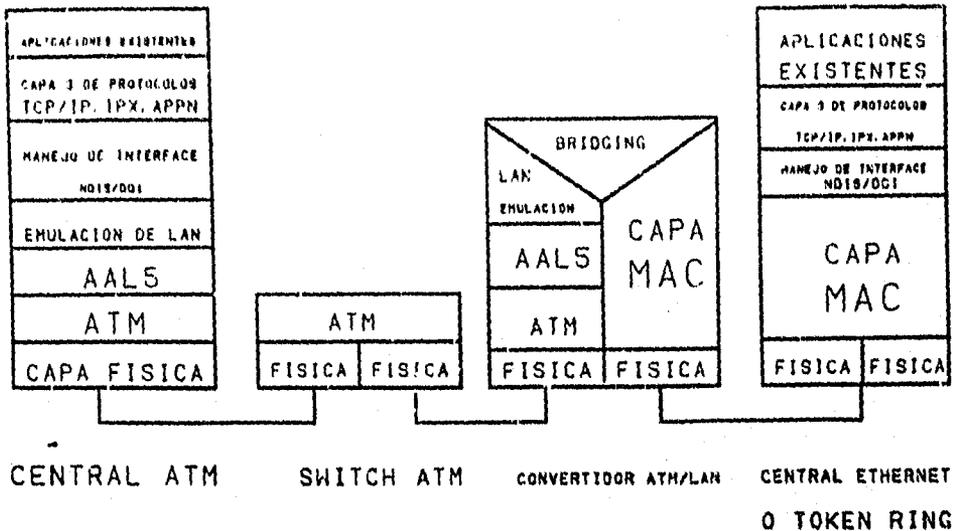


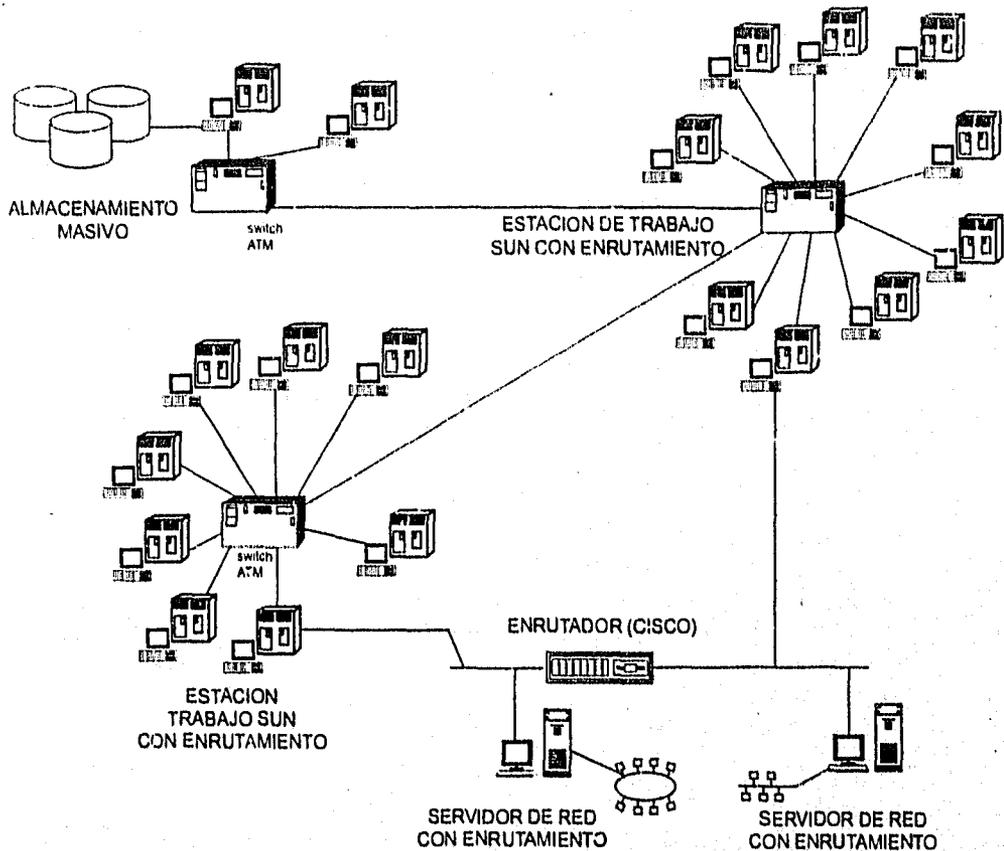
Figura 2: LA EMULACION DE LANs ES UN SERVICIO DE LA CAPA 2.

Las conexiones de control son usadas para desempeñar tareas reales como buscar la dirección de cualquier otro cliente; las conexiones de datos son usadas también para ello. La conexión de control clave se realiza entre el cliente y el LES y es establecida por el cliente cuando se une a una LAN emulada. Este es un enlace bidireccional punto a punto.

Las conexiones de datos son usadas para conectar un cliente a otro también como para enlazar clientes a el bus. El enlace cliente a cliente es un enlace bidireccional conocido como conexión virtual de datos directa.

Una LAN emulada tiene dos componentes mayores: Emulación de LANs de Clientes (LECs) y un Servicio de Emulación Unico (los cuáles siguen un modelo servidor-cliente). El software LEC puede ser desarrollado en el convertidor o como una parte del manejador del servidor en la red ATM, u otros dispositivos. El software del cliente tiene muchas funciones, una de las más importantes es mapear la MAC (Media Acces Control). Esta función también es conocida como resolución de direccionamiento.

La emulación LAN es un servicio de la capa 2, el cuál es completamente independiente de las capas superiores de los protocolos (figura 2).



**UNIDADES COMERCIALES DE
LOS SISTEMAS DE ENERGIA**
(SOBRE 25 TOKEN RING, SOBRE 5 ETHERNETS)

Figura 3: CONEXIONES ATM PARA CONTAR CON EL SERVICIO DE CONFIGURACION.

Así no solamente maneja protocolos comunes de enrutamiento como IPX, APPN (Advanced Peer-to-Peer Networking), DECnet y TCP/IP, sino también comunicaciones punto a punto usando protocolos como Netbios, LAT (Local Area Transport) y SNA.

La conexión de datos cliente-a-bus es actualmente un par de enlaces unidireccionales, uno portando datos del cliente a el bus, el otro del bus a el cliente. Todas estas conexiones coordinadas de acuerdo a el L-UNI.

El enlace a el BUS tiene dos propósitos, es usado para Broadcast/multicast (transferencia de datos punto a multipunto) empleado para enviar tráfico de una sola clase a el bus. Esto es hecho por dos razones, primero, este toma el tiempo para establecer una conexión directa de datos. Segundo, el LES no puede saber la dirección del MAC de cada dispositivo en la red.

Una vez que las LANs son enlazadas por un bridge es imposible para el convertidor LAN-ATM mantener tablas de la dirección de cada una de las estaciones terminales. Así cuando se le pregunta a el LES por la dirección de un MAC que este no tiene, ésta es enviada a un LE-ARP (LAN Emulation Address Resolution Protocol) solicitando que se identifique así mismo mientras el LES está esperando por una respuesta el LEC envía los datos a el BUS.

Las LECs se comunican con estos servidores via dos tipos de conexiones ATM (ver figura 3).

Las conexiones de control son usadas para tareas administrativas (fig. 3a) y las conexiones de datos son usadas para enlazar clientes que a su vez les permite transferir celdas a varios puntos de la red ATM (fig. 3b).

La conexión de datos desempeña una parte importante en la LAN emulada; es usada para conectar un cliente con otro, este es un enlace bidireccional conocido como conexión virtual de datos directos, existen también enlaces entre clientes y el BUS. Dada la complejidad del esquema de emulación de LANs, el mejor medio para entender lo anterior es ver en acción básicamente toda la actividad sobre una LAN emulada siguiendo cinco pasos.

11.1.1 INICIALIZACION.

Para establecer una conexión ATM, lo primero es que la "cliente emulación de LAN" debe buscar la dirección ATM del servidor de la LAN porque este puede ser unido a la LAN emulada. Esto puede ser llevado a cabo por varios medios: el cliente primero debe usar el ILMI (Interim Local Management Interface) para intentar obtener la dirección del servidor de configuración de una tabla en el switch. Este también procura establecer una conexión para obtener la dirección del servidor, puede regresar a el ILMI y ver otro servidor de configuración. Si una vez más no tiene éxito el LEC usa la llamada "dirección bien conocida ATM", que es especificada por L-UNI y usada en cada red ATM. Si aún así esto falla, otra opción es usar el bien conocido Identificador de Trayecto Virtual/Identificador de Canal Virtual (VPI/VCI), el cuál también es especificado por el L-UNI y corresponde a una conexión virtual ya establecida en el BUS.

11.1.2 CONFIGURACION.

Una vez que el LEC tiene la dirección del LES, ésta necesita determinar el tipo de LAN emulada y el tamaño máximo de la trama permitido en la LAN. Esta configuración se obtiene del servidor de configuración. El LEC también llama del servidor de configuración ATM, su dirección MAC, el tipo de soportes de LAN y el tamaño máximo de tramas que acepta. Opcionalmente también llama a el nombre de la LAN emulada.

11.1.3 UNION.

Una vez que el LEC tiene toda la información, éste une la LAN emulada. Primero crea una conexión de control bidireccional a el servidor de la LAN emulada. Entonces este envía una requisición de unión a el LES, conteniendo su dirección ATM, tipo de LAN, tamaño máximo de trama. El LEC provee toda esta información a el LES en caso de que sea exitosamente alcanzado un servidor de configuración.

El LES puede además establecer su propia conexión de control o usar el LEC. En cualquier caso, este envía una respuesta de unión de regreso a la LAN emulada.

11.1.4 ARCHIVERO E INICIALIZACION DE BUS.

Una vez que el cliente obtiene los registros del LES, éstos proveen la dirección ATM que corresponde a la dirección MAC, la cuál es usada para indicar que un mensaje va a todas las estaciones en la red.

Esta es actualmente la dirección ATM del BUS. El cliente entonces establece la conexión de datos con el BUS y el servidor de difusión y desconocimiento, además agrega al cliente a la dirección virtual punto-a-multipunto o agrega otra conexión punto-a-punto a su topología de estrella.

11.1.5 TRANSFERENCIA DE DATOS.

En este punto, la "Cliente Emulación de (LAN)" esta lista para hacer un buen trabajo, enviando datos a otra estación en la LAN emulada. Lo que es hecho de la siguiente manera: cuando la LEC recibe un paquete Ethernet o Token Ring de la interface manejada en la capa 2, ésta checa si conoce la dirección ATM del blanco. El primer hit de la dirección MAC del destino indica en todo caso si el paquete es de una sola clase o de clase múltiple.

11.1.6 VENTAJAS.

Por una parte hoy las redes Ethernet y Token Ring sufren los límites de distancia, la que se ve ampliada con una red ATM. Por otra parte la congestión está lejos de ser un problema para las redes emuladas LAN. Más tráfico es transportado en una LAN emulada en conexiones independientes punto a punto, porque hay mas capacidad disponible. Teóricamente solamente un factor limita el tamaño y alcance de la LAN emulada y es que el cliente no exceda las velocidades propias de la LAN (10 Mbps para Ethernet o 16 Mbps para Token Ring). Sin embargo muchas más conexiones pueden ser establecidas.

11.2 DISEÑO DE REDES ATM CON INTERCAMBIOS DE ARCHIVOS. (400 a 600 Mbytes cada una)

Aún cuando un estudio hecho por Strategic Networks Consulting Inc. concluyó que dos terceras partes de las redes ATM en Estados Unidos de Norteamérica son para la industria médica, especialmente usadas para imágenes. Muchas instalaciones son para empresas que usan masivas transferencias de archivos de alrededor de 400 a 600 Mbytes en cada red; este tipo de transferencias consumirían el ancho de banda completo de una red LAN por 5 o 10 minutos. Este tipo de empresas como las editoriales, las bancarias, las que ofrecen servicios de teleconferencias, internet, etc. requieren unir sus múltiples LANs por medio de switches ATM. Para ello la mejor opción parece una topología en estrella, ya que se busca que la información de un switch esté igualmente cerca de cualquier otro.

Para ejemplificar el diseño de un sistema de este tipo hemos seleccionado los switches ASX-100 de Fore Systems, ya que su estructura jerarquizada facilitan la instalación, además no vienen con redundantes suplementos (ver figura 4).

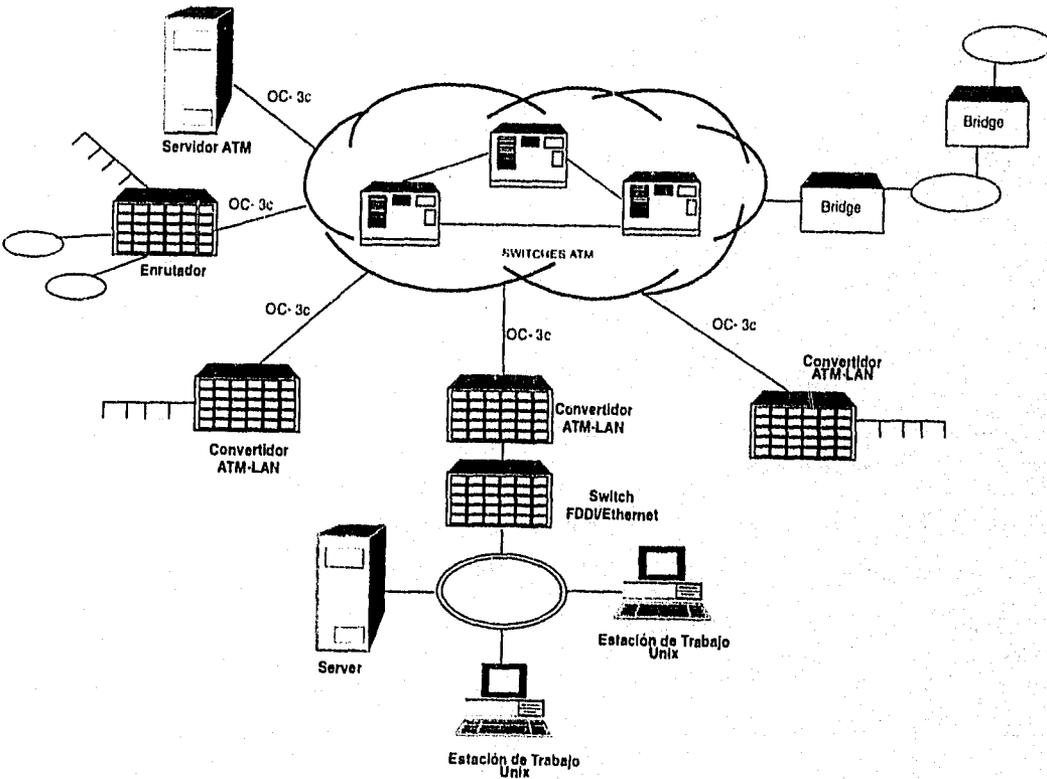


Figura 4: CONEXION DE TRES SWITCHES ATM CON TOPOLOGIA ESTRELLA.

11.3 REFERENCIAS.

- 1.- Revista Data Communications International
Mc Graw-Hill Networking Technology Magazine
Números correspondientes a:
Noviembre 1990.
Abril 1992.
Marzo 1992.
Febrero 1993.
Octubre 1993.
Noviembre 1993.
Septiembre 1994.

12

CONCLUSIONES GENERALES

177

12.1 CONCLUSIONES.

Las comunicaciones con multimedia avanzada involucran gráficas de alta resolución, alta resolución de video (HDV), supercomputadoras y control en tiempo real de sistemas experimentales complejos.

La necesidad para tales interconexiones excede la capacidad de 100 Mbps de las redes FDDI.

Aplicaciones en geofísica incluyen modelado atmosférico y oceanográfico, en biología molecular y visualización de reacciones químicas también requieren ancho de banda que exceden 1 Gbit/s.

Resulta esencial en la actualidad interconectar LANs sobre redes de área amplia (WAN) para acceder a diversos recursos incluyendo supercomputadoras, librerías en video y grandes bases de datos especializadas.

Para cubrir estas demandas emerge la tecnología para redes de G-LANs que poseen alta velocidad de switcheo digital como SONET, SMDS, B-ISDN, ATM y una multitud de tecnologías alternativas como SCM (Analog Subcarrier Multiplexing) o WDM (Wavelength Division Multiplexing).

Sobre todas estas tecnologías parece llevar la ventaja ATM, ya que el tamaño pequeño de celdas que maneja permite conducir el tráfico con una amplia variedad de características. Por todas estas razones ATM determinará el futuro de las compañías de Red de Área Extensa (WAN, Wide Area Network). Eliminará la barrera entre las redes de área local (LANs, Local Area Network) y las WANs. Esa barrera es la caída en el rendimiento que asocia actualmente con las transferencias de datos sobre redes públicas. Los dispositivos de conexión WAN de almacen y reenvío, como los encaminadores o enrutadores, constituyen otra barrera. Las LECs (Local Exchange Carriers, Compañías de Telecomunicaciones de Intercambio Local) y las IXCs (Interexchange Carriers, Compañías de Telecomunicaciones de intercambio) pueden instalar redes digitales ATM/SONET integradas que ofrecen servicios económicos de redes privadas virtuales de datos. ATM lleva más tráfico a coste reducido, lo que revertirá en el cliente. El usuario paga sólo por la información que transfiere.

El Servicio de Conmutación de Datos de Multimegabit (SMDS, Switched Multimegabit Data Service) es un servicio proporcionado por BellCore basado en el estándar de Red de Área Metropolitana (MAN, Metropolitan Area Network) 802.6 de IEEE. Es una red de conmutación de paquetes, sin conexión, basada en celdas que permiten a los usuarios la creación de sus propias LANs interconectadas dentro de un área metropolitana específica.

Los servicios se proporcionan bajo demanda y los clientes pagan únicamente lo que utilizan, lo cual ayuda al cliente a la eliminación de las líneas dedicadas punto a punto infrautilizadas. El rendimiento de SMDS es de 45 Mbit/s.

SMDS es bueno para aquellos clientes que necesiten la conexión de LANs en Areas Metropolitanas. Sin embargo, los proyectos de AT&T no incluye SMDS. En cambio AT&T se mueve rápidamente para la instalación de tecnologías y servicios ATM. Existe una red experimental entre la Universidad de Wisconsin y la Universidad de Illinois que proporciona velocidades de transmisión de 622 Mbits/s. Según AT&T, el contenido completo de la Enciclopedia Britanica se puede transferir en un segundo, en comparación a los dos días o día y medio si se usa un modem de 2400 baudios. AT&T también desarrolla conmutadores ATM de alta velocidad para prestar servicios a los proveedores de formatos de video y multimedia.

Otras compañías de telecomunicación instalan conmutadores ATM que implementan interfaces Frame Relay, SMDS y X.25. Ya que ATM puede manejar casi todos los requisitos de transmisión, inclusive voz y video, los expertos prevén que la división entre conmutación de circuitos y paquetes desaparecerá al final de la década.

En redes privadas la viabilidad e importancia estratégica de la tecnología ATM está fuera de discusión, es una ventaja competitiva para las grandes empresas que requieren elevadas transferencias de archivos.

Aunque ATM inicialmente se desarrollará como una tecnología de área extensa para mejorar las velocidades de transmisiones fuera de red de área local, finalmente la tecnología ATM será rentable para redes de casa. Entretanto, las tecnologías Ethernet rápidas y los concentradores de conmutaciones preferibles y más rentables. Por otro lado IBM ha invertido cerca de 100 millones de dólares por año en el desarrollo de productos ATM, inclusive con su propia configuración ATM. La línea de productos incluye las placas de interfaz ATM para las computadoras personales y los sistemas de equipos de escritorio, además de concentradores ATM.

Otra aplicación de ATM es la emulación de LANs, lo que posibilita a las LANs convencionales con protocolos como IPX y Netbios a correr sobre redes ATM, eliminando de esta manera el fantasma de la sobrecarga en estas redes.

Este trabajo cumple con los objetivos planteados al inicio al ejemplificar la forma de establecer las estructuras ATM, sin embargo es recomendable que las organizaciones que consideran la posibilidad de adoptar ATM, deben de hacerlo paso a paso, mediante una estructura jerárquica de cableado distribuido. En un edificio de oficinas de varias plantas, se podría empezar con la instalación de conmutador ATM principal como soporte que enlace las conexiones de cada planta.

Estas conexiones podrían ser soportes existentes de Ethernet o Interfaz de Datos Distribuidos por Fibra (FDDI, Fiber Distributed Data Interface). La fase siguiente sería la instalación de conmutadores ATM en cada planta para la conexión de los servidores de alta realización instalados ahí. En la última fase, como ATM es relativamente económica, se conectan los sistemas de usuario final directamente a los conmutadores ATM.

La topología soporte ATM se puede construir de varias maneras. ATM no está sujeta a una topología específica como Ethernet o FDDI. Aunque predomina la estrella jerárquica, si son necesarias, son posibles otras topologías.

12.2 CONCLUSIONES PARTICULARES.

ATM permanece por mucho en su infancia y recorrerá un largo camino antes de dominar el equipo de escritorio en las corporaciones.

Sin embargo los avances en su estandarización continúan unificando especificaciones sin las cuales se fragmentaría el mercado y se lesionarían los beneficios potenciales de esta tecnología a clientes y vendedores. Desafortunadamente se ensayan un conjunto de estándares basados en técnicas que nunca han sido implementadas dando como resultado la aparición de muchas controversias difíciles de dirimir ya que los objetivos que se buscan en una red pueden variar como son: control de flujo, pérdida de celdas, niveles de seguridad, etc.. Lo ideal y en lo que se está trabajando es en una interface funcional que permita a una red ATM ser dividida en subredes cada una de las cuáles pueda implementar un esquema de control de congestión específico.

A pesar de su reciente aparición en el mercado se pueden implementar redes de comunicación con equipo que manejen esta tecnología como lo demostramos al diseñar la red para un hospital típico, después de lo cual podemos concluir lo siguiente:

El equipo ATM puede manejar velocidades que le permiten ofrecer servicios que abrumarían a las redes convencionales de datos. Siendo su velocidad excelente (del orden de Gbit/s) faculta a las redes a manejar imágenes, video comprimido, voz y datos en tiempo real lo que representa una gran ventaja competitiva para las empresas que requieren transferencias masivas de información por ejemplo: bancos, empresas de telecomunicaciones que ofrecen el servicio de teleconferencias, hospitales, etc.

Los hospitales modernos así como las empresas editoriales y de telecomunicaciones gradualmente se verán forzadas a cambiar sus viejas redes de datos por equipo con tecnología ATM si desean eficiencia en sus procesos operativos.

Las erogaciones iniciales son amortizables si consideramos que ATM proporciona disminución de costos de operación , de personal , etc. En el caso de una compañía que ofrezca servicios de telecomunicación cada cliente pagará por el ancho de banda que necesite así como por el grado de servicio que requiera lo cual puede ser estipulado al establecer el contrato.

La tecnología ATM ya es un realidad en México, se tienen varios lugares donde se aplica. Un ejemplo palpable es la red a nivel de "campus" instalada en Petróleos Mexicanos (PEMEX), se realizan trabajos para implementarla a nivel backbone (red general). Por otro lado el Banco Nacional de México (BANAMEX) así como Mercantil PROBURSA ofrecen servicios apoyados en ATM.

La compañía de comunicaciones Avantel para el próximo año tiene planeado ofrecer servicios soportados en ATM. Proximamente Televisa junto con Telefonos de México tienen planeado la disgregación de servicios para usuarios utilizando ATM. Es un hecho que en el país ATM tendrá una gran importancia en las comunicaciones es por ello que la Universidad Nacional Autónoma de México hace los estudios correspondientes para que la red U.N.A.M emigre a ATM.

13

BIBLIOGRAFIA

182

BIBLIOGRAFIA

- 1.- Harry Perros, NC State University
High-Speed Communications Networks
1992 Plenum Press New York.
- 2.- LANs to WANs
S. Park
Addison Wesley.
- 3.- Communications Handbook
H. Freeman
Editorial Interamericana.
- 4.- Redes de Telecomunicaciones
Mischa Schwartz
Addison Wesley.
- 5.- CCITT Draft Recommendation I.113, Vocabulary of terms for Broadband aspects of ISDN, Study Group XVIII, May 1990.
- 6.- CCITT Draft Recommendation I.413, B-ISDN User Network Interface, Study Group XVIII, May 1990.
- 7.- R. Cusani, F. Sestini
A Recursive multistage Structure for multicast ATM Switching
Infom. 1991.
- 8.- C. Fayet, G. Pujoloe
The Bus Structure Switch BSS
Research Report MASI, November 1991.
- 9.- CCITT Recommendation I.211, B-ISDN Service Aspects 1990.
- 10.- Revista Data Communications International
Mc Graw-Hill Networkig Magazine
Septiembre 1994.
- 11.- R. Guérin, H. Ahmadi and M. Naghsimeh
"Equivalent Capacity and its Applications to Bandwidth Allocation in High-Speed Networks"
IEEE J. Select Areas Communications SAC-9 No. 7
September 1995.

- 12.- I. Cidon, I. Gopal and R. Guérin
"Bandwidth Management Congestion Control in PlanET"
IEEE Communications Magazine Vol. 29 10 October 1991.
- 13.- L. Guu
"An Aproximation Method for Capturing Complex Traffic Behavior
in High Speed Networks"
1992.
- 14.- P. Joos and W. Verbiest
A statical Bandwidth Allocation and Usage Monitoring for ATM Networks
1989.
- 15.- K.S. Meier-Hellstern, P. E. Wirth, Y. L. Yan
Traffic Models for ISDN Data Users
Elsevier Science Publishers
North-Holland.
- 16.- N. L. Johnson, S. Koyz
Continuous Univariate Distributions
John Wiley & Sons, New York.
- 17.- K. Norgaard, A. B. Nielsen, M. Hansen
Evaluation of Output Traffic and ATM node
Elsevier Science Publishers
North Holland.
- 18.- R. Wulleman, I. Van Landegem
Comparison of ATM Switching Architectures
International Journal of Digital and Analog Cabled Systems
Vol. 2 1989.
- 19.- M. Gerla, L. Kleinrock
Flow Control, a comparative survey
IEEE Trans. Communications.
- 20.- CCITT Study Group XVIII
ATM Layer Specification for B-ISDN
Draft Recommendation I.361, Enero 1991.
- 21.- J. M. Akinpelu
The Overload Performance of Engineered Networks with nonhierarchical
and Hierarchical Routing
BSTJ, Vol. 63, No. 7, September 1984.

- 22.- P. A. Humblet
Another Adaptive Distributed Shortest Path Algorithm
IEEE Trans. Communications, Vol. 39, No. 6, June 1991.
- 23.- W. Chiniak
Digital Radiology Environment
IEEE Journal Selected Areas in Communications
November 1992
Press.
- 24.- D. Beard
A Prototype Single-Screen PACS Console development using human
computer interaction techniques in medical imaging
Society of Photo-Optical Instrumentation Engineers
Bellingham
1987.
- 25.- S. M. Pizer, D. V. Beard
Medical Image Work Stations, Functions and Implementations
Journal of Digital Imaging
1989.
- 26.- M. Sidi, W. Lui, I. Cidon and I. Gopal
Congestion Control Through Input Rate Regulation
IEEE Globecom.
- 27.- Y. Zhang, W. Wu, K. S. Kim, R. L. Pickholtz and J. Ramasas
Variable Bit Rate Video Transmission in the Broadband
ISDN Environment IEEE 79(2), February 1991.
- 28.- U. Briem, T. H. Theimer and H. Kroner
General Discrete Time Queueing Model, Analysis and Applications
ITC-13, Pag. 13-19, 1991.
- 29.- M. Butto, E. Cavallero and A. Tonietti
Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks
IEEE JSAC, 9(3), April 1991.
- 30.- E. P. Rathgob
Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanism for ATM
Networks
IEEE JSAC, 9(3), April 1991.

- 31.- J. Gruber
Performance Considerations for Integrates Voice and Data Networks
Computer Communications, 4(3)m, June 1991.
- 32.- J. J. Bae and T. Suda
Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks
IEEE 74(2), February 1991.
- 33.- W. Feller
An Introduction to Probability Theory and Its Applications
John Wiley & Sons, 1980.
- 34.- Berstekas D. and R. G. Gallager
Data Networks
Prentice-Hall
Englewood Cliffs, New York.
- 35.- Kelly F. P. (1979)
Reversity and Stochastic Networks
Wiley & Sons, New York.
- 36.- Saver, C. H. and K. M. Chandy
Computer Systems Performance Modeling
Prentice-Hall, Englewood Cliffs, New York
- 37.- ANSI, FDDI Token Ring Media AccesControl
Draft Proposed American National Standar
x3t9.5.5.
- 38.- J. W. Mark, S. Fdida, H. Santoso
Congestion Control in Interconnection Networks
Subcommitted for public, 1991.
- 39.- W. Bux, D. Grillo
Flow Control in Local Area Networks of Interconnected Token Ring
Advanced in Local Area Networks
IEEE Press, 1987.
- 40.- D. Towsley, S. Fdida, H. Santoso
Desing and Analysis of Flow Controls for Metropolitan Area Networks
NATO, 1990.

**41.- REVISTA DATA COMMUNICATIONS INTERNATIONAL
Mc Graw-Hill Networking Technology Magazine
Números correspondientes a:**

**Noviembre 1990
Abril 1992
Marzo 1992
Febrero 1993
Octubre 1993
Noviembre 1993
Septiembre 1994.**