

5

UNIVERSIDAD NACIONAL AUTÓNOMA DE MÉXICO

FACULTAD DE INGENIERÍA

**ANÁLISIS DEL DESEMPEÑO DE  
PROTOCOLOS DE ALTO NIVEL  
EN CANALES VÍA SATÉLITE**

**T E S I S**

QUE PARA OBTENER EL TÍTULO DE:  
INGENIERO MECÁNICO ELECTRICISTA  
ÁREA: ELÉCTRICA ELECTRÓNICA

**P R E S E N T A N :**

**ANDRÉS ÁLVAREZ GARCÍA  
NICOLÁS EULISES MENDOZA MEZA**

DIRECTOR: ING. ERNESTO LEYVA MACÍAS  
CODIRECTOR: ING. ROMÁN OSORIO

CIUDAD UNIVERSITARIA

2001





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.

## AGRADECIMIENTOS

---

Con este trabajo de investigación, he concluido mis estudios de educación superior, uno de los proyectos más importantes que me he propuesto a lo largo de mi vida escolar.

En mi vida he enfrentado y resuelto situaciones; he emprendido proyectos como éste y al hacerlos han dependido de las experiencias, de los valores que he aprendido, formando una parte muy importante en mi desarrollo personal y profesional.

Quiero primeramente agradecer a mi mamá, Clemencia F. García Salgado, por mostrarme lo bueno de la vida en momentos adversos, por darme la educación necesaria y suficiente, por su gran amor que siento, por esos momentos de plática que hemos compartido y que nos acerca más, no solo como madre e hijo, sino como unos grandes amigos. Gracias por estar conmigo, por ese pan, leche, té, o café que me llevaba cuando me desvelaba. Aquí está el resultado de sus desvelos y sus oraciones. No se olvide la quiero mucho y le pido a Dios por usted.

A mi papá, Andrés Alvarez Arriaga, gracias por forjarme un carácter, y enseñarme que las cosas a veces son difíciles pero no imposibles. Sin afán de ofenderlo, no fui lo que usted quería, me he titulado como Ingeniero y creo que está orgulloso de mí. Lo quiero mucho y no le guardo odio ni rencor. Gracias por sus consejos -duros pero certeros- y por sus oraciones.

A mi hermana Sonia por animarme cuando creía que todo era imposible y sin un futuro, por enseñarme parte de su creatividad. Perdón por darte siempre lata con cosas materiales, creo que es el momento de retribuir a ti y a tu esposo Alejandro todas las atenciones y ayuda, gracias por todo, te quiero.

A mi hermana Sol, lejos de aquí pero cerca de mi corazón, por preocuparse por mí desde la firma de mis boletas en la primaria, y por compartir conmigo esos momentos de alegría cuando tomábamos café con la familia y echábamos relajo al más no poder, por toda tu ayuda; en todos los sentidos, te quiero.

A mis hermanos: Efraín, Isaac, Mardoqueo y Nego, así mismo, a sus esposas; gracias por su ayuda y ser parte de la familia que quiero y adoro.

A todos mis sobrinos, gracias.

A la Iglesia Filadelfia por sus oraciones.

Al Pastor Ing. Isaías López, por sus consejos y ayudarme a recordar que " Dios no nos ha dado espíritu de cobardía sino de poder, de amor y de dominio propio".

A los amigos de la Facultad de Ingeniería: Rayo por tu incondicional ayuda en los proyectos y amistad. A Violeta por tu alegría y momentos que compartimos en el estudio.

Al ingeniero Ernesto Leyva por sus conocimientos, tiempo, ayuda y dedicación a la tesis.

Al ingeniero Román Osorio por su ayuda en la planeación, elaboración y tramites de la tesis.

A la Máxima Casa de Estudios, la Universidad Nacional Autónoma de México, por darme las herramientas necesarias para poder forjarme como un universitario profesional.

A esas personas que me han mostrado siempre su amistad incondicional y que las quiero mucho:

Dalila Castillo

Gaby Vázquez

Sara Hernández

Gracias

Al profesor Francisco Herrera M.A. por todas las atenciones, consejos y ayuda en la impresión de la tesis. Gracias por su amistad, cariño y afecto. Lo que le prometí aquí está y próximamente el título lo tendrá en sus manos.

A Lic. Sergio Arámbula por su ayuda y esos momentos felices que hemos pasado. Por sus consejos, ayuda en la tesis y su amistad.

Al Chef Abdiel Cervantes, por compartir el arte del buen comer y ver la comida desde otro punto de vista. Gracias por tu amistad.

Por último, quiero agradecer al ser más importante que siempre ha estado conmigo. Sabe que no es el último en mi vida, es el principal, y que mejor, cerrando con broche de oro estos agradecimientos. Gracias a Él que me cuida, me instruye y me fortalece. Esperando que su misericordia sea aun más hacia mi, por fé lo sé. Al Padre, a su Hijo Jesús y al Espíritu Santo, GRACIAS por todo lo que he recibido y recibiré.

Que DIOS bendiga a DIOS!!!!!!

**Quando La Sabiduría Entrare En Tu Corazón, Y La Ciencia Fuere  
Grata A Tu Alma, La Discreción Te Guardará; Te Preservará La  
Inteligencia.**

**Proverbios 2.10-11**

**Sin Éxitos,  
No Sabes Lo Que Vales;  
El Éxito Es La Piedra De Toque De Los Caracteres.**

**Amado Nervo**

**TODO LO PUEDO EN CRISTO QUE ME FORTALECE.**

**FILIPENSES 4.13**

**Andrés Alvarez Garcia.**

## **DEDICADO A:**

- Todas las personas que son diferentes equipos y circunstancias libran batallas y logran sus proyectos.
- Para todos los que ya no pudieron y para los que seguimos en este camino de la vida.
- A mis Padres y Hermanos.
- A mi Esposa Lucía e Hijos -Ulises, Alina, Marina y Lucy-.

## **Agradecimiento especial:**

- Ing. Ernesto Leyva Macías.
- Ing. Román Osorio Comparán

**Por su invaluable apoyo para la culminación de este proyecto**

**Nicolás Eulises Mendoza M.**

# ANÁLISIS DEL DESEMPEÑO DE PROTOCOLOS DE ALTO NIVEL EN CANALES VÍA SATÉLITE

## ÍNDICE

---

	Página
<b>INTRODUCCIÓN</b>	1
<b>CAPITULO 1</b>	
<b>APLICACIONES ACTUALES DE LA INTERNET VÍA SATÉLITE</b>	
1.1 La Internet vía satélite y TCP sobre satélites.	3
1.2 Arquitecturas de red vía satélite.	5
1.3 Antecedentes de asimetría	7
1.4 El desempeño de TCP / IP sobre los canales del satélite.	11
1.5 La Internet sobre los satélites de transmisión directa (DBS)	12
<b>CAPITULO 2</b>	
<b>SISTEMAS DE ACCESO MÚLTIPLE VÍA SATÉLITE</b>	
2.1 Esquemas de acceso múltiple.	14
2.2 Técnicas de acceso aleatorio.	23
2.3 Canal TDMA (acceso múltiple por división de tiempo).	32

## **CAPITULO 3**

### **ANÁLISIS DE PROTOCOLOS DE NIVEL DE RED Y TRANSPORTE**

3.1 Nivel de red.	40
3.2 Protocolos de nivel de red.	41
3.3 Nivel de transporte.	60
3.4 Protocolos de nivel de transporte	61

## **CAPITULO 4**

### **PROTOCOLO TCP EN COMUNICACIÓN VÍA SATÉLITE**

4.1 Protocolos en nivel transporte de la Internet.	65
4.2 Nivel de transporte.	65
4.3 Protocolo TCP.	66
4.4 Capacidad de memoria y tráfico efectivo.	70
4.5 Fases del mecanismo de control de ventana TCP inicio lento y prevención de congestionamiento	70
4.6 Mecanismos de incremento de desempeño	74
4.7 TCP en canales de radio.	77



## **CAPITULO 5**

### **DESEMPEÑO DE TCP**

5.1 Análisis Lakshman.	80
5.2 Análisis Padhye.	95
5.3 Análisis Lampros Kalampoukas.	104

<b>CONCLUSIONES GENERALES.</b>	113
--------------------------------	-----

<b>TÉRMINOS TÉCNICOS.</b>	115
---------------------------	-----

<b>BIBLIOGRAFÍA.</b>	121
----------------------	-----

## INTRODUCCIÓN

---

Las redes de comunicaciones de datos han experimentado una acelerada evolución asociada al desarrollo del tráfico de la Internet y sus aplicaciones y servicios. Este desarrollo se establece por el volumen de tráfico por lo que requiere ser transmitido, por el despliegue de redes de diversos medios y los servicios ofrecidos a través de ellos.

Esta acentuada demanda de ancho de banda y conectividad ha tenido una apropiada respuesta con sistemas de comunicaciones que a su vez han debido evolucionar para adaptarse a esta demanda. Los canales inalámbricos ("wireless") han encontrado una extensa aplicación en comunicaciones móviles, en adición a su tradicional aplicación de telefonía celular. Asociados a estos servicios, los protocolos de comunicación han tenido su propia evolución.

El presente trabajo de investigación tiene como primer objetivo identificar los parámetros y funciones que determinan el desempeño de un canal vía satélite considerando la comunicación de datos hasta el nivel transporte y en particular TCP. El segundo objetivo principal es evaluar el efecto de esos parámetros en el desempeño del canal con diferentes criterios y métricas, para poder determinar especificaciones de diseño y optimización.

El recurso de canal satelital es finito, con variables bien identificadas de potencia y ancho de banda y de desventajas conocidas de largo tiempo de propagación. Este tipo de canales hereda el legado de los canales de radio para el diseño de métodos de acceso inteligentes que utilizan el enorme potencial de conectividad de difusión "broadcast".

Los métodos de acceso considerados en este estudio son los de división de tiempo, en sus modos determinístico de ancho de banda dinámico. Los esquemas de acceso aleatorio son usualmente parte de estas redes de división de tiempo, particularmente en el segmento de control y son descritos brevemente en este estudio.

La característica de difusión del canal satelital fue explotada desde la primera generación de redes de este tipo. Los nuevos servicios satelitales de la Internet, algunos de los cuales se encuentran en etapa de desarrollo, tiene una configuración semejante a las redes TDM/TDMA, con capacidades de canal de alta escala en el canal TDM, de la Internet al usuario.

Por la naturaleza desbalanceada del tráfico de usuario, el volumen de los mensajes de solicitud es regularmente de mucho menor tamaño que los mensajes de respuesta.

El desarrollo de esta investigación tiene el lineamiento siguiente:

El capítulo 1 esta dedicado a los sistemas satelitales y sus características fundamentales. Los métodos de acceso múltiple son resumidos en el capítulo 2.

El capítulo 3 incluye una breve descripción de protocolos de niveles de red en particular y su relación con los protocolos de nivel transporte. El protocolo TCP esta detallado en el capítulo 4.

Finalmente, el capítulo 5 contiene tres análisis independientes del desempeño de TCP considerando diferentes criterios, modos y parámetros.

A lo largo de este estudio se menciona el gran beneficio del valor agregado en el protocolo de Transporte. Este valor tiene un costo, el cuál se analiza en términos medibles.

Estos parámetros deben ser considerados para estudios subsecuentes, el diseño de un canal, y, además ofrecer mayor calidad en los servicios.

# CAPÍTULO 1

## APLICACIONES ACTUALES DE LA INTERNET VÍA SATÉLITE

---

### 1.1 La Internet Vía Satélite y TCP sobre Satélites.

El intenso crecimiento de la Internet ha propiciado el desarrollo de diversos aspectos técnicos y nuevas aplicaciones, como: multimedia, mayores tasas de transmisión, requerimientos de servicios de alta calidad (QoS). Adicionalmente, requerimientos como acceso global y móvil.

La solución vía satélite ha evolucionado sus esquemas originales, aprovechando sus tradicionales características, especialmente su capacidad de cobertura global, alta capacidad de canal, flexibilidad de asignación de ancho de banda por demanda. Destaca especialmente la característica de difusión del canal satelital, todos los usuarios tienen potencial de acceso a todo el canal, y el canal a todos los usuarios.

#### 1.1.1 Concepto Fundamental de Red Vía Satélite

Un sistema vía satélite consiste generalmente de un segmento espacial y un segmento terrestre. El segmento terrestre consiste de Estaciones de Acceso "Gateways", Centro o Procesador de Control de Red. Este control de red puede ser total, a nivel satélite en general, o a nivel red en particular. Las estaciones de acceso constituyen la interfaz entre redes externas y la red satelital. Estas estaciones desempeñan funciones de conversión de protocolos, direcciones y formatos de señal.

Una forma de clasificar los satélites es por su órbita misma: geoestacionaria (GEO) o de órbita media (MEO) o baja (LEO).

La mayoría de los satélites son de órbita geoestacionaria. Están situados a aproximadamente 36,000 Km. (35,786 Km.) por encima del ecuador, y su órbita esta sincronizada con la rotación de La Tierra.

Su elevada altura les permite cubrir una amplia extensión, de casi un tercio de la superficie terrestre, excluyendo las zonas de los polos.

Desde el punto de vista económico, estos sistemas representan un alto costo por la capacidad de transmisión requerida en las estaciones para atravesar el canal. Desde el punto de vista desempeño del sistema, el problema más significativo lo representa el retraso del orden de 250 milisegundos y su efecto en comunicación de tráfico en tiempo real.

Los satélites de orbitas media y baja ofrecen una alternativa de menor cobertura y menor retraso. La orbita media esta considerada desde una altura de 3,000 Km hasta la orbita geoestacionaria, con un retraso típico del orden de 110 a 130 milisegundos.

Para los satélites de orbita baja su altura es considerada en el rango de 700 a 3000 Km., el retraso es de 20 a 25 milisegundos, que en realidad es comparable al de una propagación terrestre. Los satélites de estos tipos y sus estaciones terrestres asociadas requieren de una capacidad mucho menor de transmisión. Para una cobertura global, se requiere de un grupo de estos satélites.

### **1.1.2 Estructura del satélite (payload).**

Esta estructura es responsable de las funciones de comunicación del satélite. Los satélites tradicionales, especialmente los geoestacionarios, funcionan básicamente como repetidores. No tienen procesamiento a bordo, y el canal resultante es una combinación del canal ascendente y el descendente, donde la calidad del canal descendente es dependiente de la calidad del canal ascendente.

Los sistemas modernos con procesamiento a bordo cuentan con sistemas de demodulación y remodulación, decodificación y recodificación, conmutación de canal y de haz y enrutamiento para ofrecer una mayor eficiencia en la utilización de los canales.

### **1.1.3 Bandas de Frecuencia.**

Las bandas más comúnmente utilizadas en comunicación vía satélite es Banda C, en las regiones de 4 y 6 GHz, y Ku, en las regiones de 12 y 14 GHz. De reciente desarrollo, se están incorporando sistemas en banda Ka (18-31 GHz).

## 1.2 Arquitecturas de Red Vía Satélite.

La aplicación de canales satelitales en la Internet es en realidad muy versátil. Puede ser parte de la red principal "backbone", como una sub-red de acceso o ambas cosas. La aplicación de canales satelitales en la Internet data desde la etapa de ARPANET.

La aplicación de canales satelitales como solución del "problema del ultimo kilómetro" esta ahora en una etapa inicial de desarrollo.

En la siguiente tabla se muestran algunos sistemas propuestos para proporcionar servicios de la Internet de alta velocidad:

<b>Sistema</b>	<b><u>Astrolink</u></b>	<b><u>Skybridge</u></b>	<b><u>Spaceway</u></b>	<b><u>Teledesic</u></b>
<b>Compañía</b>	Lockheed Martin	Alcatel, Loral	Hughes	Motorola, Lockheed Martin
<b>Constelación</b>	9 satélites GEO	80 satélites LEO	4 satélites GEO	288 satélites LEO
<b>Estructura</b>	Procesamiento a Bordo e Intercomunicación entre satélites	Punto a Punto y Punto-Multipunto	Procesamiento a Bordo	Procesamiento a Bordo e Intercomunicación entre satélites
<b>Frecuencia</b>	Ka	Ku	Ka	Ka
<b>Tasas de Datos</b>	Hasta 200 MBPS de satélite a estación; 20 MBPS de estación a satélite	16 KBPS a 20 MBPS de satélite a estación; 16 KBPS a 2 MBPS de estación a satélite	Hasta 92 MBPS de satélite a estación; hasta 6 MBPS de estación a satélite	16 KBPS a 64 MBPS de satélite a estación; 16 KBPS a 2 MBPS de estación a satélite
<b>Fecha de puesta en servicio</b>	2003	2002	2002	2004

Estas arquitecturas son en realidad diferente a la previa generación de enlaces vía satélite, donde la carga de tráfico era balanceada en ambas direcciones. Estas configuraciones involucran también aspectos a resolver en diferentes niveles del sistema como se describe en la siguiente sección.

### **1.2.1 Retos Técnicos.**

En esta sección se resumen los aspectos técnicos relacionados con el diseño e implementación de redes de la Internet vía satélite.

### **1.2.2 Control de Acceso Múltiple.**

En sistemas interactivos vía satélite, un número de usuarios terminales dentro de la zona de cobertura deben competir por el acceso al canal. El subnivel de red de control de acceso múltiple MAC, definido como el conjunto de reglas que controlan el acceso a un canal compartido como el caso satelital, desempeña un importante rol en la utilización eficiente y balanceada del canal. El desempeño del protocolo MAC puede afectar significativamente la operación de los protocolos de mas alto nivel y la calidad de servicio (QoS) proporcionado por el sistema.

El desempeño de los protocolos MAC depende de las características tanto del medio compartido de comunicación como del tráfico. El largo tiempo de respuesta del medio satelital excluye algunos esquemas de MAC utilizados en canales de redes locales, como el CSMA. Además de los actuales servicios de "mejor esfuerzo", de la red Internet se espera la opción de diferentes calidades de servicio para un amplio rango de tipos de tráfico. De este requerimiento se deriva que el protocolo MAC tenga la capacidad de implementar prioridades. Por ejemplo, el tráfico en tiempo real debe contar con una prioridad más alta que el resto del tráfico.

En términos generales, un buen esquema MAC para redes vía satélite debe ser simple de implementar, robusto y flexible para incorporar reconfiguraciones de red.

Este protocolo debe poder alcanzar un alto tráfico efectivo, mantener estabilidad en el canal y tener costo de encabezado (overhead) y tiempo de acceso bajos.

Una clasificación de estos accesos, de acuerdo al ancho de banda asignado por usuario sería: de asignación fija, de acceso aleatorio y de asignación por demanda. El capítulo 5 de este estudio de tesis consiste de un análisis detallado de estas técnicas.

### 1.3 Antecedentes de Asimetría.

Dado que los servicios de telecomunicación han sido originalmente estructurados y optimizados para la transmisión de tráfico de voz estos han sido orientados tradicionalmente a la transmisión simétrica de información, de ahí que las redes terrestres de telecomunicación se hayan diseñado también bajo este supuesto de simetría. Con el tiempo, el tráfico sin voz (i.e., datos, videos) se ha incrementado y ahora representa un alto porcentaje del tráfico transmitido. Últimamente se han desarrollado paquetes de protocolos para optimizar el envío de transmisiones de datos ya que el sistema de rutina de conmutación de circuitos (circuit switched routing) no resulta eficiente para el intercambio de este tipo de información. Mientras que el tráfico de voz ha sido y sigue siendo simétrico, el tráfico sin voz es normalmente asimétrico. El tráfico de la Internet que tiende a ser altamente asimétrico se ha topado con que el diseño y la configuración de la red terrestre en la que fluye mucho de este tráfico, supone aun un flujo de información simétrico. Actualmente, el desarrollo de paquetes de protocolos es tal que estos están evolucionando para dar apoyo al tráfico de voz. De manera que se puedan configurar enlaces asimétricos y dar cabida tanto al tráfico de voz como al de datos.

#### 1.3.1 La Naturaleza Asimétrica de la Internet.

La Internet puede concebirse como asimétrico desde dos perspectivas. La primera es la naturaleza misma del tráfico. Un usuario, ya sea corporativo o residencial envía una solicitud de datos a partir de por ejemplo, la red WWW; dicho usuario recibe subsecuentemente una cantidad de datos mucho mayor a cambio. Típicamente, la relación entre el flujo de tráfico en la solicitud de la información y el tráfico de datos de la respuesta es de 1:5.<sup>[4]</sup> Sin embargo, el mercado de la Internet ha experimentado grandes cambios a medida que los usuarios han solicitado más aplicaciones de multimedia.

Estas aplicaciones están fuertemente orientadas hacia las gráficas y por lo tanto requieren una cantidad importante de amplitud de banda para que el usuario pueda recibir los datos de respuesta. La proporción entre los datos enviados y los datos

<sup>[4]</sup> www.comsat.com.mx



de respuesta se estima en 1:10 y se espera que esta proporción cambie con el tiempo a medida que se incremente aun más el porcentaje de las aplicaciones de multimedia con alto contenido de gráficos en el tráfico de la red WWW. Por otro lado, la Internet se desarrollo principalmente en Norteamérica y es ahí donde continua centralizado con aproximadamente el 75 por ciento de todo el contenido de la Internet en servidores ubicados dentro de esta parte del continente. Por esto las transmisiones de la Internet a Norteamérica desde otras partes del mundo tienden también a ser altamente asimétricas; las cantidades de datos de respuesta tienden a ser mucho mayores que los de las solicitudes por parte de, por ejemplo Europa, Latinoamérica o Asia.

Se espera que el crecimiento de la demanda de acceso a la Internet en áreas de desarrollo del mundo exceda al del crecimiento en Norteamérica, por lo que habrá aun más tráfico de solicitudes dirigido a Norteamérica haciendo más necesarias las configuraciones asimétricas.

Por otro lado, frecuentemente la infraestructura terrestre en estas áreas en desarrollo del mundo es o muy pequeña o inexistente por lo que los satélites ofrecen no solo una opción viable sino en ocasiones la única.

### **1.3.2 La Internet por Satélite: La Solución.**

Los satélites son flexibles. Los enlaces por satélite se pueden configurar como simétricos o asimétricos. Las configuraciones del satélite se pueden modificar fácilmente y las terminales con acceso al satélite se pueden montar rápidamente. El usuario puede configurar los portadores de entrada y salida con base en las necesidades del tráfico así como modificarlos fácilmente a medida que estas necesidades cambien. Por ejemplo, un usuario configuraría el canal de salida para 2 Mbits/seg y el canal de entrada para 8 Mbits/seg, capitalizando la diferencia entre la cantidad de datos de entrada y de salida. Si el lado de salida del enlace aumenta para dar apoyo a más usuarios y/o el lado de entrada requiere expandirse, el consumidor puede fácilmente aumentar los enlaces asimétricos a, quizá, 8 Mbits/seg para el de entrada y a 34 Mbits/seg para el de salida.

### 1.3.3 LA INTERNET POR SATÉLITE:

#### Las ventajas.

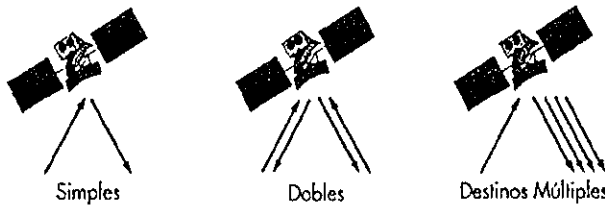
El satélite ofrece además muchas otras ventajas para transmitir el tráfico de la Internet, entre ellas están las siguientes:

- **Alternativa al congestionamiento de la red.** Los enlaces por satélite proveen vías alternas a la congestión de la red terrestre.
- **Aplicaciones Multicast.** El satélite está capacitado para aplicaciones de emisión de datos (broadcast) y multicast.
- **Fácil crecimiento.** El satélite es ideal para uso de rutas pequeñas (thin-routs), para añadir capacidad de manera creciente y crecer de manera natural a medida que las necesidades cambien y los mercados se desarrollen.
- **Complemento de redes existentes.** El satélite facilita una rápida expansión de la red; éste complementa y expande las redes terrestres existentes de acuerdo a las necesidades.
- **Implementación rápida.** Los enlaces por satélite pueden instrumentarse más rápidamente que los enlaces por fibra sobre todo en regiones carentes de infraestructura o en las que la creciente demanda rebasa la capacidad de la red terrestre.
- **Transmisión confiable.** La red por satélite es alta y consistentemente confiable.
- **Aplicaciones de banda ancha (High -bandwidth).** El satélite ofrece un medio para la rápida implementación de aplicaciones de banda ancha.

### 1.3.4 Configuraciones Asimétricas por Satélite.

Se puede aprovechar las ventajas derivadas de la naturaleza asimétrica del satélite ya que puede configurar la red como satélite únicamente o de manera híbrida, combinando el satélite con la parte terrestre. En el primer caso, la red utiliza el satélite para los canales de transmisión y recepción. Esta configuración es particularmente benéfica para establecer conexiones de la Internet en regiones en desarrollo o en aquellas en las que la infraestructura terrestre está congestionada, es precaria o no existe. Asimismo, el satélite puede usarse como punto de entrada para varias de las redes medulares de la World Wide Web (WWW) desde las cuales se pueden transmitir datos a los Puntos de Presencia de los PSI (POP) por vía inalámbrica, terrestre o VSAT.

Se pueden pedir señales de satélites:



### 1.3.5 La Internet, Mitos Acerca de los Satélites:

#### Retraso y Tráfico Efectivo ("throughput").

La Internet está cambiando la naturaleza de las comunicaciones en el mundo entero. El correo electrónico instantáneo, las bases de datos y el acceso a la red World Wide Web (WWW) desde cualquier lugar así como las aplicaciones multimedia han incrementado exponencialmente la demanda de la Internet. De hecho, se espera que el tráfico por la Internet se triplique para el año 2002<sup>[4]</sup>.

<sup>[1]</sup> www.comsat.com.mx

Los satélites han sido utilizados para transmitir servicios de la Internet desde los albores de la "red", cuando era el proyecto ARPANET del Departamento de Defensa de los Estados Unidos.

La transmisión del tráfico de la Internet por satélite es más competitiva que la transmisión por fibra. El acceso por fibra, potencialmente, puede mantener en una sesión única, un tráfico efectivo ("throughput") mayor que el satélite, sin embargo, en la práctica hay muchas otras partes de un enlace terrestre común de la Internet que imponen restricciones más notorias. Los satélites ofrecen además ventajas obvias como por ejemplo:

- Conectividad global
- Rápida implementación del servicio
- Transmisión de comunicaciones punto-multipunto (point-multipoint).

#### 1.4 El Desempeño de TCP / IP sobre los Canales del Satélite.<sup>[3]</sup>

Los problemas que tiene TCP/IP sobre los canales de comunicación satelital, están enfocados básicamente en el tráfico efectivo y a canales de largo tiempo de propagación.

Con respecto a IP, en su servicio actual tiene una entrega de datagramas inestable; los cuales se pueden perder de vez en cuando, entregar con sus errores, duplicarlos y reordenar los datagramas libremente. Hay dos puntos importantes que afectan el tráfico efectivo (throughput) de IP: el IP Time Live (TTL= Time To Live), tiempo de vida que se le asigna a un datagrama en la red para ser entregado; y la fragmentación de IP.

Con respecto a TCP, la mayoría de los problemas del tráfico efectivo (throughput) están arraigados en este protocolo, los problemas son: La velocidad en el canal de transmisión y el alto retraso-ancho de banda en la trayectoria (high delay-bandwidth paths). TCP aplica un número de secuencia en los datos que transmite (con límite de tamaño y unicidad en la red en un tiempo dado), esto limita la tasa máxima de transmisión para un canal de largo tiempo de propagación.

---

<sup>[3]</sup> [www.comsoc.org/ieee](http://www.comsoc.org/ieee)

Se dice que han implementado técnicas para resolverlos y han tenido éxito y no es un mayor problema. Lo anterior es mencionado en el capítulo cuatro.

Otro problema e importante en TCP es el manejo de ventanas de paquetes a ser confirmados, ya que el tamaño pequeño es ineficiente y el tamaño grande tiene problemas en la retransmisión de los paquetes con error.

También el "inicio lento" o "salida lenta" (slow start), es básicamente para sondear el camino y ver con cuanto ancho de banda se dispone (la capacidad del canal). Su problema es que al enviar su información antes hace un sondeo y con esto determina si reduce el tamaño de la ventana, y conforme se transmite se incrementa el tamaño de la ventana linealmente y si encuentra errores estos son interpretados como congestión en el canal y esto hace que se reduzca el tamaño. Las soluciones son: hacer un inicio o salida menos conservador (transmisión con múltiples segmentos), el tamaño de la ventana aumente más exponencial que lineal y por ultimo que el regreso a un tamaño de la ventana no sea tan drástico. Al problema de "inicio lento" o "salida lenta" (slow start): -prevención o anulación de congestión, permite aumentar el tamaño de la ventana y -reconocimientos selectivos.

### 1.5 La Internet sobre los Satélites de Transmisión Directa (DBS).<sup>[1]</sup>

Existen dos tecnologías, tanto los satélites de transmisión directa (DBS), como la forma de llevar la información, que es, el protocolo TCP/IP. Dándole mucha importancia a TCP/IP como un protocolo muy usado en la Internet. Por otro lado, vemos que la comercialización de la Internet por todo el mundo y sus cantidades crecientes de video, audio e imagen; y segundo, esta cambiando drásticamente el tráfico efectivo (throughput) y con esto podemos tener a los satélites como el medio de transmisión. Se usan las tecnologías en los satélites, tales como el MPEG-2 en la transmisión digital y DVB(Digital Video Broadcast) en transmisión de video digital. Sirven como grada adicional sobre la conexión de la Internet de banda estrecha (narrowband), y proporciona la entrega de velocidad directamente a la estación de la casa.

Sobre la arquitectura del sistema (System Architecture), la estación del cliente (la casa) consta de MPEG-2/DVB separados por tarjetas STB o IRD insertadas en la PC del cliente, los paquetes de datos son entregados vía sistema operativo y software del protocolo para un estándar de IP. El enlace de regreso usa una red separada para conectar a una estación maestra (se refiere al enlace del satélite a la

---

<sup>[1]</sup> [www.comsoc.org/ieee](http://www.comsoc.org/ieee)

estación maestra o a la estación cliente). La estación cliente puede actuar como receptora de información únicamente y puede ser una base temporal, es decir, que la estación del cliente puede conectarse con la estación maestra para depositar una lista de requerimientos y después esperar la entrega de los datos; esto es realizado por el canal asimétrico que menciona el artículo.

Con respecto a las interfaces del satélite (Satellite Interfaces), es donde se envían las señales pasando por los procesos de encapsulado, fragmentación, reensamblaje, asignación del canal y codificación de corrección de error (FEC).

Se transporta IP sobre MPEG-2, el cual es una norma para comprimir video y audio; y también como la señal es codificada, transportada y empaquetada.

Los protocolos de multicast, son los protocolos que se utilizan en los satélites para transmitir datos a uno o más usuarios siendo estos específicos. Siendo TCP como una aplicación multicast. Su ventaja principal de la Internet sobre los satélites de transmisión directa, es el uso óptimo del ancho de banda del satélite.

La próxima generación de satélites de transmisión directa operaran en la banda Ka que proporcionaran un ancho de banda comparable con la fibra óptica. Los próximos años traerán un desarrollo rápido, teniendo "satélites multimedios" donde se integrara la Internet global.

## CAPÍTULO 2

### SISTEMAS DE ACCESO MÚLTIPLE VÍA SATÉLITE

---

#### 2.1 Esquemas de Acceso Múltiple.

##### 2.1.1 Técnicas de Multiplexaje y Conmutación.

La función básica de una red de comunicaciones es proporcionar una línea de acceso entre usuarios separados geográficamente, esa línea de acceso es un grupo de funciones que permite al usuario estar conectado físicamente a la red y tener comunicación total superando interferencias en el canal físico y diferencias en formatos de velocidad de transmisión y de protocolos.

La distribución del canal de comunicación entre varios usuarios con necesidades de comunicación variables e intermitentes, se le llaman esquemas de acceso múltiple y son diseñados para asignar el uso del canal entre un grupo de usuarios que comparten el medio de comunicación, en adición las funciones de enrutamiento, corrección de error, almacenamiento temporal y control de flujo.

Los métodos de conmutación y enrutamiento de paquetes, son métodos efectivos para el manejo del tráfico de datos en un ambiente que originalmente estuvo dedicado a la conmutación de circuitos. La eficiencia de la técnica de conmutación esta en función de la estadística del volumen y la frecuencia de los mensajes de datos a transmitir.

#### Técnicas de Multiplexaje.

Todo canal de comunicación puede ser multiplexado en un cierto número de subcanales y existen dos tipos básicos de multiplexaje:

- **Multiplexaje en frecuencia (FDM)**, divide el canal de comunicación en sub-canales a los que corresponde un segmento de ancho de banda del canal todo el tiempo.
- **Multiplexaje en tiempo (TDM)**, el tiempo de transmisión es dividido en segmentos de tiempo (**slots**), de esta forma el ancho de banda total del canal es disponible para uno de los sub-canales durante el "**slot**" asignado. Estos "**slots**" son organizados en periodos de tiempo llamados "tramas".

Existen dos tipos de asignación de canales:

- **Asignación fija**, es la forma más simple de asignación de recurso de canal; el canal de comunicación al ser compartido es multiplexado en un cierto número de sub-canales, suficientes para asignar uno a cada pareja de transmisor-receptor en cada extremo del enlace, y el "tamaño" de los sub-canales no es igual tanto en tiempo o en frecuencia.
- **Asignación de canal por demanda**, este tipo de asignación dispone de un número de sub-canales menor al de parejas de usuarios transmisor-receptor, asumiendo que únicamente un subconjunto de ellos utiliza el sub-canal en un momento determinado; de esta forma los sub-canales se asignan únicamente cuando hay una solicitud de inicio de transmisión y son desconectados a la terminación de dicha transmisión.

Los subcanales de asignación por demanda tienen mayor utilización que los canales de utilización fija.

El multiplexaje estadístico, es una técnica orientada a la asignación de tiempo de transmisión únicamente cuando tiene datos a transmitir, este método permite utilizar en forma eficiente el canal de comunicación aún cuando cada usuario genera tráfico intermitente en forma individual. La superioridad del multiplexaje estadístico se basa en el fenómeno de escalamiento en teoría de colas, el desempeño retraso-tráfico efectivo ("**throughput**") de un canal de alta velocidad es mejor que el de varios canales de baja velocidad, aun cuando el ancho de banda total en ambos casos es el mismo.



## Conmutación de Circuitos y Paquetes.

La técnica de conmutación de circuitos, cuando conmuta datos establece un circuito directo a través de la red y es ampliamente utilizada en redes de tráfico telefónico.

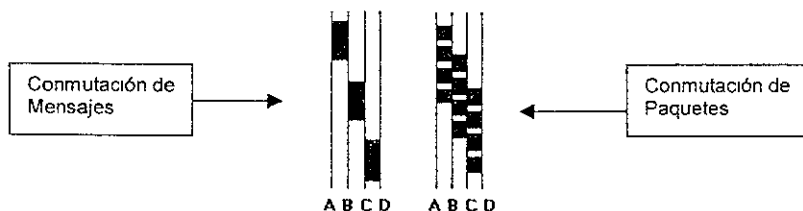
Un enlace de circuito conmutado está comprendido por una serie de subcanales cuya secuencia se determina al inicio de la conexión, estos canales pueden ser de asignación fija en forma definida o por demanda cuando se presenta una solicitud de dialogo entre dos usuarios. El procedimiento de establecer el enlace es común al de un canal de voz. La conmutación de circuitos es apropiada cuando los usuarios tienden a comunicarse a una tasa aproximadamente constante por un tiempo relativamente largo, comparado con el tiempo que toma establecer el enlace. El desempeño de una red de circuito conmutado se cuantifica por el porcentaje de llamadas que exceden la capacidad de la red, el modelo más empleado en el diseño de estas redes es el **Erlang**, que relaciona la capacidad de la red en número de canales, la intensidad de tráfico de los usuarios y el porcentaje de bloqueo de llamadas.

Los parámetros que definen la intensidad promedio de tráfico son la tasa de llamadas generada (cuya distribución de probabilidad se considera de Poisson –muchos usuarios con poco tráfico, entre más tiempo pase más tráfico se genera-) y el tiempo de duración de las llamadas

La técnica de conmutación de paquetes, consiste en dedicar parcial o totalmente la capacidad de transmisión de un sistema a un usuario a la vez por un periodo corto de tiempo. La implementación de una red de paquetes requiere de funciones adicionales como el formado de paquetes a partir de los datos de usuario y de la conversión inversa, de paquetes a unidades de datos originales. Cada paquete contiene información sobre el nodo al que los datos están dirigidos; los paquetes atraviesan una secuencia de canales y nodos.

Los paquetes pueden ser retenidos temporalmente en un nodo de la red hasta que el canal se encuentre disponible. Los datos experimentan un cierto retraso durante la transmisión a través de la red debido al tiempo de procesamiento y de conmutación. En las redes de comunicación por división de tiempo hay dos subcategorías: conmutación de mensajes y conmutación de paquetes. Una red es de mensaje conmutado cuando el mensaje completo constituye la unidad de datos transmitida a través de la red, y una red de conmutación de paquetes es la que maneja un tamaño máximo de paquete como unidad de transmisión.

La técnica de conmutación de paquetes presenta ventajas sobre la de mensajes, requiriendo funciones adicionales de procesamiento, como la reducción de retraso entre puntos terminales, ver figura, los diferentes



paquetes de un mensaje pueden ser procesados en paralelo por distintos nodos. La reducción del tamaño de las unidades de datos facilita el control de capacidad de memoria de los nodos de la red. Los sistemas de conmutación de paquetes son diseñados para establecer un recurso que es suficiente para cubrir la demanda promedio de tráfico, no así la demanda pico.

Cuando los usuarios de una red generan tráfico intermitente, un canal de conmutación de paquetes es utilizado más eficientemente que uno de conmutación de circuitos.

Los sistemas de conmutación de paquetes y de circuitos se consideran los extremos del espectro de técnicas de comunicación de datos.

### 2.1.2 Protocolos de Acceso Múltiple.

Las redes de difusión de paquetes se definen como las redes de conmutación de paquetes en la que el canal que proporciona conectividad a los usuarios está constituido por un canal de difusión ("Broadcast"), ejemplos, los canales vía satélite y los canales de radio. El concepto de difusión de paquetes inicio a partir del proyecto Aloha, que tuvo una influencia decisiva en el diseño de dos sistemas que tienen esquemas de acceso múltiple en una canal de banda amplia. comunicaciones de datos vía satélite y el de las redes de área local. Los protocolos de acceso de un canal de difusión por un grupo de usuarios que

tienen requerimientos de tráfico aleatorio y restricciones en el tiempo de respuesta.

### 2.1.2.1 Técnicas Tradicionales.

El problema central es la resolución del "conflicto" entre usuarios para acceder al canal. Los métodos de resolución de esos conflictos son conocidos como protocolos de acceso múltiple. La medida principal del desempeño de un protocolo de acceso múltiple es su característica de tráfico efectivo ("**throughput**") contra retraso promedio. El objetivo del diseño de acceso múltiple de sistemas vía satélite es el de maximizar el número de canales para una potencia y ancho de banda determinados.

Las técnicas comunes de acceso múltiple vía satélite son de división de frecuencia (**FDMA**), de división de tiempo (**TDMA**), de división de código (**CDMA**), también llamada de Espectro Disperso ("**Spread Spectrum**").

**TDMA** es generalmente más eficiente que el resto de los métodos de acceso, el costo de esta eficiencia está en la complejidad del equipo requerido para su implementación.

Los protocolos de acceso múltiple están orientados al concepto de canal (uso continuo del canal) son apropiados para comunicación de voz y para un cierto tipo de tráfico de datos y video, la forma de asignación de recursos del canal se clasifica en:

- Asignación Fija.
- Asignación por Demanda.

Las aplicaciones de comunicaciones de datos han evolucionado a partir del tráfico interactivo de uso transaccional, en los que los nodos remotos cuentan con terminales que se comunican con un procesador central; este tráfico resultó compatible con el concepto de conmutación de paquetes de tipo **X.25** y con los métodos originales de acceso de canal en forma aleatoria, ahora las aplicaciones de comunicación de voz y de nuevos protocolos como **Frame Relay** requieren de tiempos de transmisión también determinísticos pero flexibles, lo que llaman "ancho de banda por demanda".

### 2.1.2.2 Modelo de Tráfico.

En la descripción del modelo de tráfico, el termino usuario incluye terminales de PC's, programa de computadoras de interacción con operador u otro programa. Es el generador de tráfico cuyos tiempos de interacción se pueden modelar como una variable aleatoria. Un cierto tipo de tráfico, especialmente el interactivo de consulta-respuesta se describe como intermitente; la intermitencia del tráfico es una importante característica considerada en el diseño de un sistema de comunicación de paquetes.

### 2.1.2.3 Características de la Red.

Consideremos un grupo de usuarios compartiendo el canal. Un usuario "N1" genera mensajes " $\lambda_1$ " [mensajes/segundo]. Cada paquete contiene una dirección de destino tal que cuando es transmitido exitosamente a través del canal sea recibido por el destinatario, los errores debido al ruido del canal no son considerados. Cada usuario tiene la posibilidad de enviar y recibir datos a una transmisión, llamada "C" [bps = bits por segundo]. En algunos de los protocolos **TDMA** los usuarios están sincronizados de manera que el canal se puede visualizar como una secuencia de ranuras de tiempo; la duración de las ranuras es suficiente para contener un paquete de datos.

El protocolo de acceso es esencialmente un algoritmo para determinar el derecho de los usuarios para acceder al canal, el derecho de acceso no está absolutamente determinado y son probables las colisiones entre paquetes de diferentes usuarios en el canal; las colisiones impiden la recepción correcta de los paquetes implicados en la colisión. El tiempo  $t$  [segundos] que toma detectar si un paquete transmitido ha sufrido una colisión se le denomina tiempo de detección de colisión.

El tiempo  $t$ , es aproximadamente el tiempo de propagación de la señal en el canal; cuando este tipo de detección no es utilizado,  $t$  corresponde al período de expiración de espera de respuesta positiva de recepción.

#### 2.1.2.4 Clasificación de Protocolos.

Los protocolos de acceso múltiple se pueden clasificar de la siguiente manera:

- Usuarios Pasivos
  - Encuesta Fija
  - Encuesta Adaptiva
  
- Usuarios Activos
  - Contención
  - Reservación

Los protocolos para usuarios pasivos, son conocidos como protocolos de encuesta ("polling"). Los usuarios son pasivos en el sentido de que pueden acceder el canal únicamente cuando les es específicamente solicitado por el procesador central. En los protocolos de encuesta, el controlador central va encuestando el grupo de usuarios uno por uno. A la llegada de un mensaje de encuesta, el usuario asignado transmite todos los mensajes acumulados en su memoria temporal, al tiempo necesario para encuestar todos y cada uno de los usuarios una vez y transmitir sus datos acumulados se le llama ciclo de encuesta **tc**.

Los protocolos para usuarios activos, son los empleados por usuarios que buscan el acceso al canal en lugar de esperar una solicitud de transmisión.

Estos protocolos son llamados de contención y de reservación, en los primeros, no hay coordinación entre usuarios para evitar una colisión, cada usuario decide cuando acceder el canal. Los protocolos de contención son adecuados para un número grande de usuarios de tráfico intermitente.

##### 2.1.2.4.1 El protocolo ALOHA.

En el protocolo **Aloha** los usuarios no cuentan con sincronización alguna; cada usuario transmite un paquete de datos en cualquier momento que este se genere, si ninguna otra estación transmite durante ese tiempo, el paquete será recibido sin problema en la estación destino.

En el caso en que dos o más paquetes tomen el canal y sufran una colisión, cada usuario involucrado se entera después de un cierto tiempo de detección  $R$  y retransmite su paquete después de un tiempo aleatorio de espera; este tiempo de espera tiene especial importancia en cuestión de estabilidad y en relación de desempeño tráfico efectivo-retraso de todos los protocolos de contención.

El diseñador del protocolo **Aloha**, Norman Abramson, determinó el tráfico efectivo máximo de un canal en el caso límite de un número muy grande de usuarios de tráfico muy bajo, el proceso de generación de paquetes es un proceso de Poisson a una tasa de " $S$ " paquetes por tiempo de transmisión. La probabilidad que un paquete sea transmitido sin colisión es:

$$S/G = e(-2G)$$

Donde,  $G$  es tasa de paquetes por tiempo de transmisión. La máxima eficiencia de canal alcanzable para el acceso **Aloha** es un poco menor de  $1 / (2e) \approx 0.18$ , cuando se transmite paquetes de tamaño variable. Por otro lado, los **slots** de tamaño fijo de **Aloha** ranurado resultan en degradaciones en la relación retraso-eficiencia. Una desventaja del sistema de acceso **Aloha** es la necesidad de estabilizar el canal. A diferencia de un sistema de asignación fijo, el desempeño de una estación en particular en un canal Aloha depende directamente del tráfico transmitido por el resto de las estaciones.

#### 2.1.2.4.2 Protocolo ALOHA Ranurado.

Este protocolo tiene la característica adicional de que el tiempo de uso del canal está dividido en periodos de tiempo de aproximadamente la duración del paquete, se dice que esta "**ranurado**". El máximo tráfico efectivo es el doble del caso de **Aloha puro**:  $1/e \approx 0.37$ .

La selección entre los dos esquemas **Aloha**, en su forma simple o la versión ranurada depende de la relación entre el encabezado de la ráfaga y el tamaño del mensaje, de la distribución de probabilidad del tamaño mismo y el punto de operación de la eficiencia seleccionado para satisfacer las consideraciones de retraso y estabilidad.

Y su análisis se basa en tres consideraciones básicas:

- La independencia estadística del tráfico del canal.
- El número de usuarios es muy grande.
- Se supone equilibrio estadístico.

### **2.1.3 Análisis de Métodos de Acceso Vía Satélite.**

En el sistema de satélites geostacionarios, el canal de comunicación que es el transpondedor del satélite es accesado por las estaciones terrenas de una manera determinada por el propio protocolo. Las señales transmitidas desde las estaciones terrenas hacia el satélite son amplificadas y re-transmitidas hacia el segmento terrestre de la red. El canal satelital es compartido por las estaciones empleando un método de acceso por división de tiempo, síncrono o asíncrono, cada estación accesa un tiempo de utilización del canal en un conjunto de frecuencias común a la red tanto para transmisión como para recepción. El canal satelital es compartido por varios usuarios. Los canales de nodo central a nodos remotos y viceversa operan a diferente frecuencia que conforman un canal bidireccional "**full duplex**".

El criterio de selección de un protocolo satelital se basa especialmente en el tipo de tráfico y el desempeño requerido por los usuarios. Entre los aspectos que influyen en el desempeño de un protocolo está la intermitencia del tráfico y el tamaño de los mensajes, otros factores de desempeño son el equilibrio uso-necesidad de los usuarios en el canal y la flexibilidad y capacidad de crecimiento del tráfico de los usuarios.

La formación de paquetes se realiza por un protocolo de nivel de red en el equipo banda base del nodo de comunicación considerando las condiciones de acceso de canal satelital. Cada paquete contiene dirección e información de control.

## 2.2 Técnicas de Acceso Aleatorio.

En comunicaciones de datos de transmisión intermitente, de bajo "ciclo de trabajo", una técnica de acceso apropiada es el acceso aleatorio; por la naturaleza estadística de los procesos de generación de datos y la característica intermitente de los mensajes, hay condiciones en las que la probabilidad de que dos usuarios transmitan al mismo tiempo es baja.

### 2.2.1 ALOHA Puro.

Se considera que  $K$  usuarios están cada uno transmitiendo en forma independiente con probabilidad de inicio de mensaje de tipo **Poisson** a una tasa  $\lambda$ [mensajes/segundo]. Los mensajes se suponen de longitud fija  $\tau$ [segundos] de duración; el máximo tráfico efectivo del canal, alcanzable únicamente en el caso extremo de que a un usuario se le concediera el acceso al canal y transmitiera paquetes sin interrupciones, sería obviamente  $1/\tau$ [paquetes/segundos], lo que representa la capacidad del canal.

El sistema de acceso **Aloha** se basa en la característica ocasional de la transmisión de mensajes de cualquier usuario, considerando la relación  $\lambda\tau \ll 1$ , significa que la tasa de generación de paquetes es muy inferior a la capacidad del canal. Con  $k$  usuarios, la utilización del canal es:  $S \equiv k\lambda\tau < 1$ ,  $S$  es el tráfico efectivo ("**throughput**"). Para el sistema **Aloha puro**, con un número muy grande de usuarios del mismo tráfico, el máximo tráfico efectivo es:  $S_{max.} = 1/(2e)$ , esto significa que este esquema tiene aproximadamente un 18% de utilización de la capacidad del canal.

En un sistema de acceso aleatorio, la no-recepción del reconocimiento se considera debida a que dos o más usuarios accedieron el canal al mismo tiempo, resultando una colisión. Una forma de evitar el mismo problema al retransmitir es programar tales retransmisiones en forma escalonada, la técnica más simple es agregar un lapso aleatorio a la expiración del tiempo de espera.

A medida que la generación de paquetes originales se incrementa, (ya sea incrementando el número de usuarios  $k$  o la tasa de generación de mensajes  $\lambda$ ), la probabilidad de colisión aumenta; esto a su vez produce un aumento en el número de retransmisiones y por lo tanto el número de colisiones, esto produce un efecto de inestabilidad en el canal. Es precisamente este efecto el que limita el tráfico efectivo del canal.



El tráfico promedio es:  $S = Ge(-2G)$ , esta es la ecuación del tráfico efectivo para un sistema **Aloha puro** operando en condiciones de estabilidad.

**G** es el promedio del tráfico total en el canal y **S** como la fracción de **G** correspondiente al tráfico original (paquetes nuevos); entonces **S/G** es la fracción de paquetes que corresponden a una transmisión exitosa, que es igual a la probabilidad de transmisión sin colisión en el primer intento.

Es exactamente la probabilidad de que una colisión no ocurra, que es precisamente  $e(-2G)$  en estadística de Poisson.

### 2.2.2 ALOHA Ranurado.

**ALOHA Ranurado** es un sistema en el que todos los usuarios están sincronizados a una referencia común de tiempo, el tiempo se divide en intervalos de duración del paquete o ranuras de  $\tau$  segundo; los usuarios transmiten únicamente en los instantes de inicio de ranura. De esta manera las colisiones ocurren cuando dos o más paquetes se transmiten en la misma ranura, ya que no hay interferencia de paquetes de intervalos vecinos, el intervalo vulnerable se reduce a la mitad y la capacidad del protocolo es exactamente del doble del sistema **Aloha puro**. La expresión para el tráfico efectivo de **Aloha Ranurado** es.  $S = Ge(-G)$  y su máximo valor se duplica también  $S_{max} = 1/e$ . **Aloha Ranurado** aporta una ventaja considerable en eficiencia de utilización del canal sobre la técnica de **Aloha puro** a un costo de complejidad del sistema; para redes cubriendo una pequeña área esto no representa ningún problema especial.

Para redes dispersas en áreas grandes o en sistemas vía satélite, la utilización de la técnica **Aloha Ranurado** presenta requerimientos adicionales de implementación. La característica del retraso depende del método de retransmitir los paquetes que sufren una colisión. El valor de **k** que minimiza el retraso promedio en el canal es del orden de 6, en el caso de transmisión vía satélite.

La selección entre **Aloha** puro o **Aloha** ranurado depende de la relación entre el tamaño del encabezado de la ráfaga y el tamaño del mensaje, la distribución de probabilidad del tamaño del mensaje mismo y el punto de operación del tráfico entrante y saliente seleccionado para satisfacer las condiciones de retraso y estabilidad.

El sistema **Aloha** presenta inestabilidad en la región de mayor eficiencia, esto se puede compensar reduciendo el número de usuarios accedendo el canal o incrementando el retraso de retransmisión k.. Una efectiva y elegante solución para mantener estable un canal potencialmente inestable es la implementación de procedimientos de control dinámico de tráfico.

El criterio de selección de un protocolo satelital se basa especialmente en el tipo de tráfico y el desempeño requerido por los usuarios; si el tráfico de cada estación es altamente predecible, es más factible coordinar el uso eficiente del canal mediante una técnica de asignación de ancho de banda y tiempo de transmisión. En el caso opuesto, un bajo nivel de predictibilidad implica ya sea un uso menos eficiente del ancho de banda o técnicas más sofisticadas de asignación de tiempos de utilización del canal. El método de reservar tiempo de transmisión logra un mayor tráfico efectivo en el canal a cambio de un mayor retraso.

### 2.2.3 Protocolos de Reservación.

Una manera viable de optimizar el uso del canal es dedicar un intervalo determinado a estaciones y no hacer necesario el acceso aleatorio al canal.

Cuando el tráfico es más denso el desempeño del canal declina por el efecto de las colisiones; si el tráfico fuera muy denso y de tendencia determinística el mejor esquema de uso de utilización del canal sería uno de tipo de asignación fija **TDMA**. Este tipo de protocolos tendría un bajo desempeño en el caso de un grupo grande de usuarios intermitentes, con un esquema de asignación rígida fija se presenta la posibilidad de un uso ineficiente del canal, por los tiempos asignados pero no utilizados. El esquema **Aloha de Reservación** proporciona una solución a ambos tipos de tráfico, tiene la opción de operar en modo **Aloha** desde un extremo (tráfico muy ligero) y en asignación fija en el otro extremo (tráfico muy denso). Los esquemas de **Aloha de Reservación** son técnicas que incrementan el tráfico efectivo en un canal a un nivel mayor del máximo posible con **Aloha Ranurado**, al costo de un retraso adicional.

El concepto básico consiste en que el tiempo de uso del canal es organizado en tramas ("frames"), cada trama consiste de dos sub-tramas: la de transmisión y la de reservación. La sub-trama de reservación es a su vez dividida en ranuras de corta duración que son utilizadas para paquetes de reservación que accesan el canal en forma aleatoria dentro de la sub-trama en modo **Aloha Ranurado**;

por características de difusión del canal "broadcast", un paquete de reservación transmitido exitosamente sin interferencia es recibido por todos los usuarios, quienes reciben aviso de la reservación; lo que los usuarios reservan es una posición en la línea de espera global para un grupo de paquetes a transmitir, cada usuario mantiene información del status de la línea de espera.

La información esencial es la longitud de la línea de espera así como la posición de su propio mensaje a transmitir.

La trama es una referencia de tiempo a las que todas las estaciones deben estar sincronizadas, cada ranura tiene una posición relativa definida en la trama; si un usuario ha tenido una transmisión exitosa de paquetes en la trama anterior, tiene derecho a transmitir en la misma ranura en los marcos subsecuentes, hasta que ya no tienen paquetes a transmitir. Las ranuras "desocupadas", incluyendo las que hayan tenido colisión en la trama anterior se consideran disponibles y pueden ser accedidas en modo aleatorio por cualquier usuario.

Este método de reservación tiene su punto inicial en la transmisión exitosa de un paquete; este sistema proporciona una técnica particular de **Aloha Ranurado** para los casos en los que las estaciones tienen mensajes largos a transmitir o bien transmisión continua.

Un aspecto interesante es que la reservación agrega una capacidad de conmutación en línea al modo normal de conmutación de paquetes al esquema **Aloha**. Este canal llega alcanzar una velocidad de tráfico efectivo que se puede aproximar a 1, a un costo de un mayor retraso en la transmisión de paquetes.

Para un tráfico efectivo dado, el retraso de transmisión de paquetes es proporcional al número de estaciones en la red; este tipo de reservación se limita esencialmente en número de estaciones al orden de  $R$ , el número de ranuras que toma el tiempo de propagación.

El esquema de reservación propuesto por Abramson<sup>[5]</sup> combina multiplexaje por división de tiempo con asignación dinámica de ranuras no utilizadas; a cada usuario de la red se le asigna una ranura por trama. Todas las ranuras no utilizadas, así como no asignadas se encuentran disponibles para la red en general en un orden de primera llegada - primera salida (FIFO=First In First Out).

---

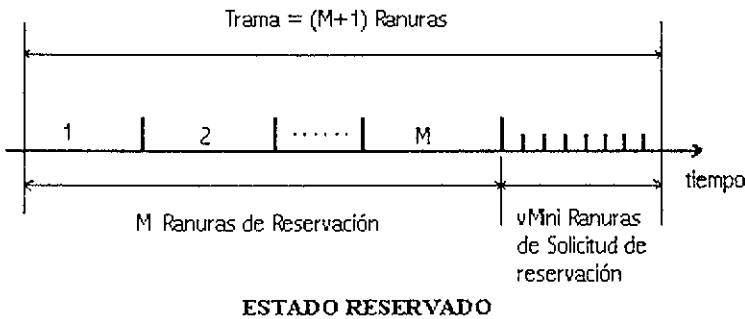
[5] N. Abramson, "The Throughput of Packet Broadcasting Channels", Vol. COM-25, No.1, pp 117-128, Jan 1977

Un usuario puede recuperar su ranura asignada si se encuentra ocupada, simplemente transmitiendo un paquete y generando una colisión; en la siguiente trama toma posición normal de su ranura y transmite su paquete, este método es útil en aplicaciones de tráfico interactivo, es capaz de disponer de casi toda la capacidad del canal para un solo usuario mientras el resto de ellos no transmite o lo hace con poca frecuencia.

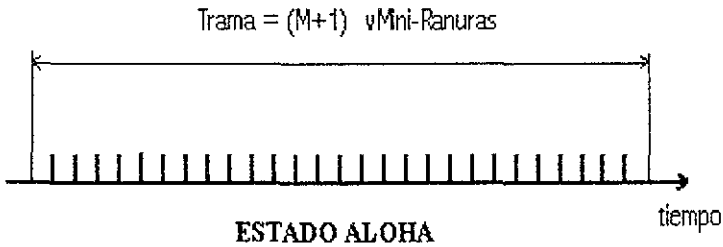
Un esquema que ha tenido una amplia aplicación es el diseñado por Roberts<sup>[6]</sup>, en este sistema se definen dos estados, de acuerdo al modo de operación:

- El estado **Aloha**.
- El estado **Reservado**

En el Estado **Reservado** la trama de tiempo consiste de **M+1** ranuras.



<sup>[6]</sup> L Roberts, "Dynamic Allocation of Satellite Capacity Through Packet Reservation", Proc. Nat. Comp. Conf., NCC '73, pp 711-716



Las primeras  $M$  ranuras son asignadas a usuarios con reservación; la última ranura de la trama se divide en  $v$ Mini-Ranuras, las que se utilizan para comunicación de paquetes cortos de solicitud de reservación. Los usuarios con información a transmitir deben solicitar primeramente al sistema central la reservación de las ranuras requeridas, los paquetes de solicitud son transmitidos en una de las  $v$ Mini-Ranuras con acceso **Aloha Ranurado**.

Al recibir la autorización del nodo central, la información real a ser transmitida queda en línea de espera hasta que ocurre su ranura reservada de transmisión; en caso de que el paquete de solicitud sufra una colisión o error en la transmisión, se sigue el procedimiento normal de **Aloha Ranurado**, de no recibir el reconocimiento de la estación central al término de un intervalo de espera ("**timeout**"), retransmite el paquete de solicitud en una de las  $v$ Mini-Ranuras de la trama posterior, con el mecanismo de aleatorización apropiado en la retransmisión para reducir la probabilidad de una nueva colisión.

Cuando la línea de espera en modo Reservado se agota tal que no hay mensajes en la red a ser transmitidos, el sistema se conmuta al estado **Aloha** con todas las  $M+1$  ranuras por trama divididas en  $v$ Mini-Ranuras cada una y disponibles para solicitud de reservación; tan pronto como una solicitud es autorizada, el sistema regresa al modo Reservado.

El esquema de reservación de Roberts<sup>[6]</sup>, produce una notable mejoría en la eficiencia del canal comparado con **Aloha Ranurado**, la eficiencia tiene un valor máximo de  $M/(M+1)$ , a comparación de  $1/e = 36.8\%$  del **Aloha Ranurado**. Mientras la eficiencia se optimiza, el retraso se incrementa.

#### 2.2.4 Aloha de Retransmisión Selectiva.

En sistemas de acceso aleatorio, la estrategia convencional es retransmitir el mensaje completo cuando ocurre una colisión; este mecanismo reduce el tráfico efectivo "throughput" comparado con el obtenido con mensajes de un solo paquete.

Para compensar esa reducción se han diseñado esquemas de retransmisión de mensajes que resultan en una significativa mejoría del desempeño del protocolo global. Hay dos casos de protocolos en particular: "el sistema de retransmisión a partir de N" (GBN) que ofrece un modesto incremento en eficiencia y el protocolo de Retransmisión Selectiva, que alcanza la misma eficiencia del sistema **Aloha Ranurado**, independientemente de la estadística del tamaño de los mensajes.

El principio básico de los sistemas de retransmisión del mensaje completo cuando éste sufre una colisión parcial; este mecanismo se derivó de los protocolos de enlaces de datos (DLC).

##### 2.2.4.1 Retransmisión en Aloha Ranurado con Mensajes de Paquetes Múltiples.

Uno de los recursos más utilizables para incrementar la eficiencia de un canal **Aloha Ranurado** es evitar la retransmisión total de un paquete después de una colisión parcial; una de las formas más simples es la retransmisión parcial del mensaje a partir del primer paquete erróneo.

---

<sup>[6]</sup> L. Roberts, "Dynamic Allocation of Satellite Capacity Through Packet Reservation", Proc Nat Comp Conf, NCC '73, pp 711-716

Con el uso de esta técnica es conocida como "Retransmisión a partir de N" (GBN) los paquetes son recibidos en el orden original y la información de dirección del mensaje se requiere únicamente en el primer paquete de la transmisión.

Un método de retransmisión que alcanza una mayor eficiencia en el canal es el de retransmisión selectiva; este método consiste en retransmitir únicamente los paquetes con error en la recepción, la aplicación de este sistema implica que cada paquete debe contener información de numeración y dirección.

Además, los receptores deben contar con funciones de memoria y reordenamiento de los paquetes; esto significa la necesidad de un mayor encabezado ("overhead") en cada paquete y mayor procesamiento en los nodos, a cambio se obtiene una mayor eficiencia en el canal en términos de tráfico efectivo.

El tráfico **S** se considera nuevamente el grupo de ranuras en estado estable que tienen exactamente una transmisión.

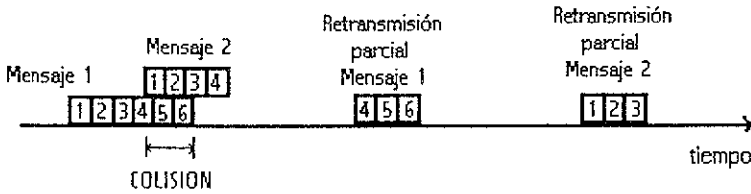
$$S = e^{-G}$$

El tráfico efectivo máximo de  $1/e = 0.368$  representa un notable aumento en eficiencia comparado con el **Aloha** convencional.

Estrictamente hablando, esta eficiencia máxima es ligeramente menor de  $1/e$  por la adición de bits de dirección y numeración en cada paquete.

#### **2.2.4.2 Aloha de Retransmisión Selectiva en Canales Asincronos No-Ranurados.**

Este esquema consiste también en dividir los mensajes en paquetes de tamaño fijo conteniendo cada uno información de direccionamiento. El esquema de retransmisión se ve en la siguiente figura:



La eficiencia en el caso no-ranurado, sin considerar los bits del encabezado, se puede aproximar a la del caso ranurado cuando el número promedio de paquetes en un mensaje es alto.

A medida en que la eficiencia se aproxime a su límite máximo depende de la estadística del tamaño de los mensajes. La optimización de este sistema consiste en encontrar el tamaño óptimo de paquete en un mensaje. Un paquete demasiado largo se aproxima al caso convencional de **Aloha**, un paquete muy corto contendrá un menor porcentaje de bits de información.

La ecuación del tráfico efectivo de **SREJ Aloha No-Ranurado** se tiene de la siguiente forma:

$$S = Ge(-G(1+1/B)),$$

donde B es el valor medio del tamaño de mensaje.

Comparando el tráfico efectivo con el caso ranurado se observa que el factor  $(1+1/B)$  dentro del exponencial es proporcional a la degradación del tráfico efectivo debido al modo de operación asíncrona.

La eficiencia del esquema de retransmisión debe incluir la optimización de la relación paquetes/mensaje y el número de bits de información por paquete. Si el mensaje es segmentado en paquetes, es necesario agregar el mismo encabezado en cada paquete, y además de los bits de numeración de los paquetes. Para un nivel constante de protección de error se requieren menos bits de detección de error a medida que el tamaño del paquete disminuye.

El máximo tráfico efectivo alcanzable con el esquema de retransmisión **SREJ Aloha** es idéntico al de **Aloha Ranurado** con mensajes de un solo paquete, independientemente de la distribución de probabilidad del tamaño del mensaje.



### 2.3 Canal TDMA (Acceso Múltiple por División de Tiempo).

El método de acceso **TDMA** ha demostrado tener una eficiencia superior en el uso del canal de comunicación, a un costo de mayor complejidad en el equipo que compone la red. El uso de este esquema de acceso requiere normalmente de un control centralizado, considerando especialmente los segmentos de tiempo que son asignados en forma determinística.

Los sistemas de acceso aleatorio vistos anteriormente requieren de una complejidad menor y tienen un tiempo de respuesta más cortos, con la desventaja de una baja eficiencia en la utilización del ancho de banda del canal.

El objetivo principal de los métodos de acceso es resolver los dos problemas principales de "resolución de conflicto" que son:

- Identificar a los usuarios con datos a enviar.
- Asignar el recurso del canal a esos usuarios.

Un postulado de la ley de la conservación de la Teoría de Colas es que el desempeño retraso-"throughput" de un sistema de acceso múltiple se determina esencialmente por el tiempo transcurrido en identificar al usuario listo para transmitir y asignarle acceso al canal. En el caso de tráfico intermitente, que es de naturaleza más simple impredecible, la utilización del canal es estadística.

Los orígenes del esquema **TDMA** encontraron especial aceptación en escenarios de tráfico interactivo de tipo terminal-computadora central; el uso de canales vía satélite para transmisión de datos tiene un número de ventajas significativas comparado con canales terrestres. Una de las principales ventajas es el potencial de máxima conectividad, de tipo punto-multipunto.

Las redes satelitales utilizando el método **TDM/TDMA** fueron diseñados originalmente para reemplazar las redes terrestres de computadoras de protocolo **SNA/SDLC** y **X.25**; por las características del tiempo de propagación del canal satelital, se diseñaron también técnicas de compensación de retraso, como emulación local de protocolos de tipo encuesta "**polling**".

Desde el punto de vista protocolo satelital, los paquetes de datos son procesados ya sea como unidades uniformes de datos o asignando prioridades de tiempo de respuesta, de control de flujo y de método de retransmisión.

Las técnicas tradicionales de acceso múltiple se basan en la división del canal principal en subcanales ya sea fijos o variables. En cuanto a la distribución de tiempos de transmisión en particular, los esquemas de tiempos fijos de transmisión han encontrado su sucesor en los sistemas de paquetes de tamaño fijo "celdas", como los utilizados en sistemas de alta tasa de comunicación como **ATM**.

Los esquemas de tiempos variables de distribución, en cambio, tienen como objetivo ajustar o adaptar el tiempo de acceso a un nodo determinado en función de sus requerimientos de tráfico.

En esquemas de acceso **TDMA** de asignación fija, se considera un equilibrio entre el tráfico que ingresa a la red con el tráfico efectivo "**throughput**": no hay bloqueo de tráfico, no hay colisiones y el desempeño del esquema es cuantificado en términos de tiempo de respuesta.

Para los esquemas de asignación de tiempos de transmisión, se presentan variables de configuración ya sea del canal o en los nodos de la red, que no son aplicables en los casos de acceso aleatorio.

En este protocolo el tiempo de uso del canal es asignado a cada estación de acuerdo a su requerimiento anticipado de tráfico.

En su esquema más simple, cada una de las **M** estaciones tiene un tiempo preasignado de transmisión y el marco de tiempo **T** se divide en lapsos fijos que pueden ser de diferente duración para cada estación; ver esquema básico de distribución de tiempos.



**Esquema de Asignación Fija de Tiempos de Transmisión.**

En este caso el protocolo de transmisión consiste en que la estación espera la llegada de su correspondiente intervalo de tiempo transmite los paquetes que se hayan acumulado durante el tiempo de espera.

Dentro del intervalo de transmisión es posible hacer una subdivisión de tiempo entre los usuarios de dicha estación.

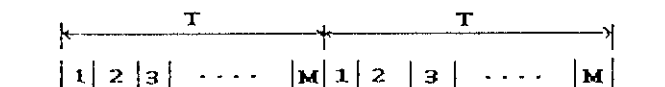
Esto permite la comunicación de varios paquetes de datos en una sola ráfaga. Cada paquete contiene una dirección de la estación destino, como si hubiera sido enviadas en distintas ráfagas. Esta subdivisión de tiempo puede ser de asignación fija también o estar sujeta a distribución variable, de acuerdo al tráfico de la estación.

### 2.3.1 Tiempo de Retraso de un Canal TDMA.

Cada mensaje consiste de uno o más paquetes de tamaño fijo que son transmitidos en ranuras, conteniendo un paquete cada una. El número de paquetes que comprenden un mensaje es una variable aleatoria con una distribución de probabilidad general. Las condiciones estadísticas del tamaño de la línea de espera en el nodo a ser analizadas son de estado estable y la expresión a ser derivada calcula el tiempo promedio de retraso en la comunicación del mensaje, incluyendo en tiempo de espera y de transmisión.

El retraso, se analizara en esta tesis ampliamente, ya que es uno de los parámetros que consideraremos en el desempeño del tráfico efectivo (throughput).

El esquema de la señal **TDMA** es la típica, como se muestra en la figura; el tiempo es ranurado y las ranuras se organizan en marcos de **M** ranuras, numeradas del **1** al **M**. Siendo la duración de la trama de **T** segundos, cada estación transmite un paquete en un intervalo de tiempo de **T/M** segundos y deja de transmitir por **(M-1)M/T** segundos antes de restablecer la transmisión, a cada estación le corresponde una ranura por trama.



Para un paquete en general, el tiempo de transmisión es  $T/M$ , el tiempo de espera se encuentra en el rango de 0 segundos (cuando el paquete ingresa al canal justo en el momento de transmisión) a  $T$  segundos (cuando el paquete espera toda una trama).

El cálculo del tiempo de retraso es el límite siguiente:

$$\lim_{T \rightarrow 0} D = D_{pk}$$

Donde,

$D_{pk} = L_1 T + \lambda L_2 T^2 / 2(1 - \lambda L_1 T)$  es la fórmula de Pollaczek-Khinchin<sup>[7]</sup>

$\lambda$  [mensajes/segundos],

$L_1$  y  $L_2$  son primero y segundo momentos respectivamente del número de paquetes en un mensaje.

Es de hacer notar que si la duración del marco de  $M$  ranuras de tiempo  $T$  se comprime hasta cero, como por ejemplo, reduciendo el tamaño del paquete, a una distribución de tamaño de mensajes constante, se tiene límite anterior.

<sup>[7]</sup> (3, Vol I) L. Kleinrock, "Queueing Systems", New York, Wiley, 1976

## GRÁFICAS:

### A. Retraso Promedio vs. Tráfico Normalizado

La gráfica de tiempo de retraso de TDMA es la que muestra el desempeño real del método de acceso. La esperanza del tiempo de retraso  $E[D]$ , es función directa de la esperanza del número de nodos  $E[N]$  transmitiendo.

Para nuestra gráfica en particular los parámetros utilizados son:

$$E[N] = \lambda L_1 T - \lambda T/2 + \lambda T/M + \lambda^2 T^2 L_2 / [2(1 - \lambda L_1 T)]$$
$$E[D] = E[N]/\lambda$$

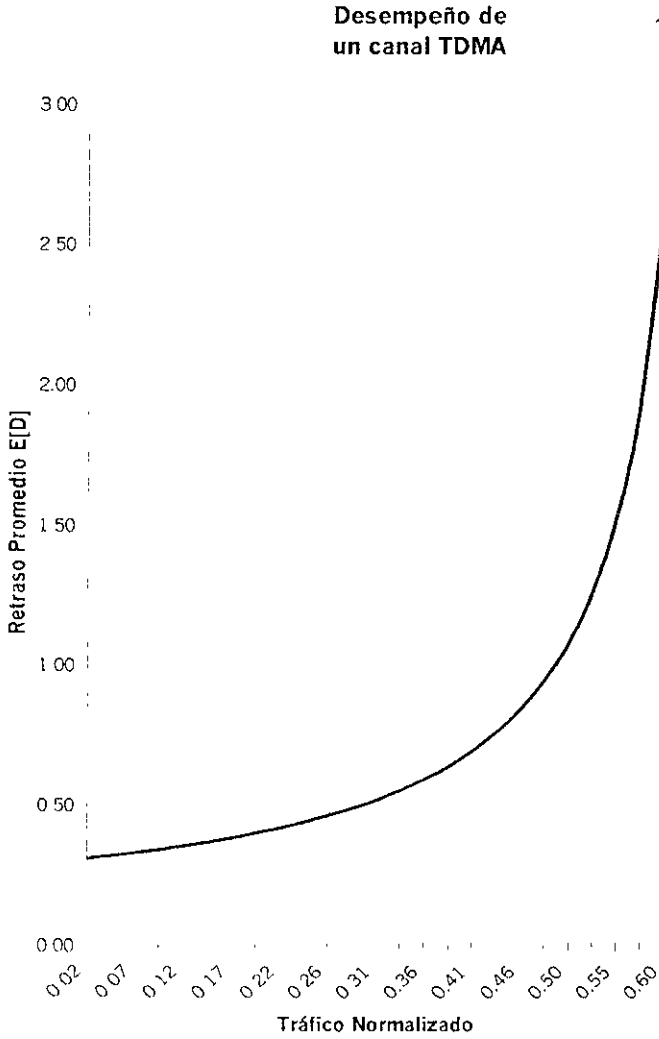
$$C=1.5 \quad [\text{Mbps}]$$

$$M=450 \quad [\text{ranuras/frame}]$$

$$T=0.30 \quad [\text{seg/frame}]$$

$$L=1000 \quad [\text{bits}] \quad (\text{tamaño del paquete})$$

$$\lambda_0= 0.125 \quad [\text{mensaj/seg}] \quad (\text{por nodo})$$



## **B. Retraso Promedio vs. Tráfico en el Canal**

Para el caso de mensajes largos, estos son fragmentados en paquetes, de un tamaño consistente con la ranura TDMA.

Para nuestra siguiente gráfica se muestra el mismo tiempo de retraso promedio  $E[D]$  para mensajes de 1, 2 y 3 paquetes con diferente probabilidad de transmisión.

Estos tiempos de retraso promedio son mayores entre más se fragmentan los mensajes.

Los parámetros utilizados son:

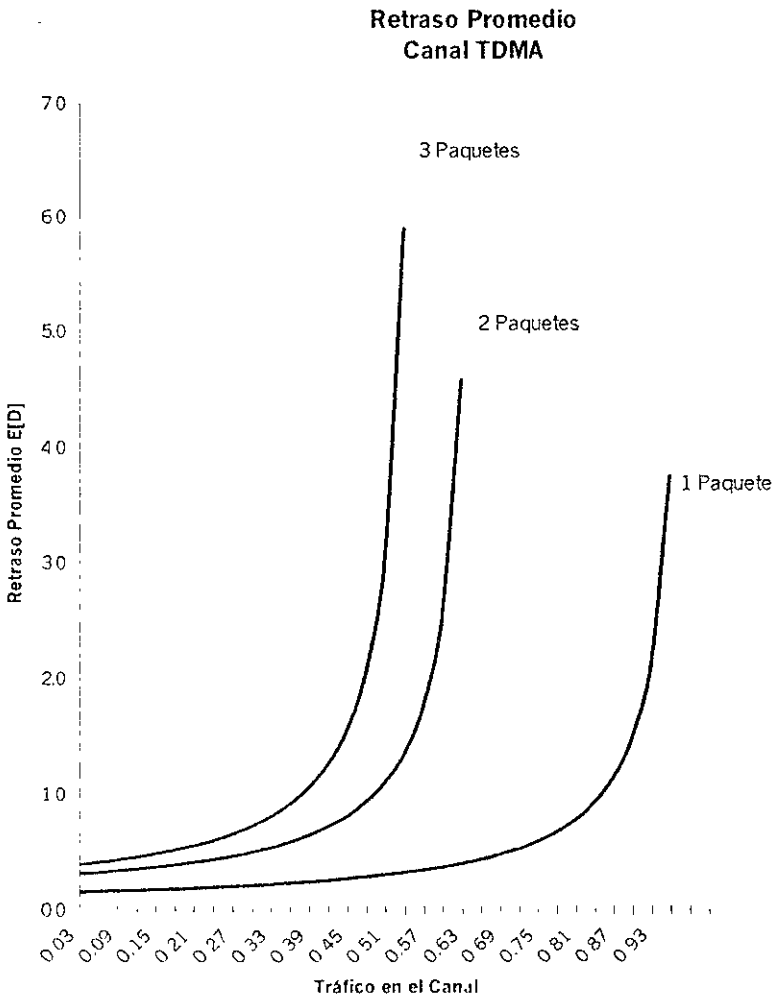
$$C= 1.5 \text{ [Mbps]}$$

$$M= 450 \text{ [ranuras/frame]}$$

$$T= 0.30 \text{ [seg/frame]}$$

$$L= 1000 \text{ [bits] (tamaño del paquete)}$$

$$\lambda_0= 0.1 \text{ [mensaje/seg] (por nodo)}$$





## CAPÍTULO 3

# ANÁLISIS DE PROTOCOLOS DE NIVEL DE RED Y TRANSPORTE

---

Se entiende por protocolo al conjunto de reglas que hacen posible el intercambio confiable de información entre dos equipos de comunicación.

El modelo OSI (Open System Interconnection), propone dividir en niveles todas las tareas que se llevan a cabo en una comunicación entre equipos de cómputo, estos niveles están bien definidos y no interfieren con los demás. Son siete niveles, los cuatro primeros (físico, de enlace, **de red, de transporte**) tendrán su función principal de comunicación y los tres restantes (de sesión, de presentación, de aplicación) de proceso.

### 3.1 Nivel de Red.

Se encarga de decidir por donde se van a transmitir los datos en la red. Se incluyen la administración de los datos, la emisión de mensajes y la regulación del tráfico de la red.

Su propósito es proveer capacidad en las comunicaciones de punto a punto para el nivel de transporte. La gran decisión en el nivel de red es, si el servicio debiera ser orientado a la conexión o sin conexión.

A continuación se explican los términos orientados a conexión y no-conexión:

### **Orientado a conexión (sistema telefónico).**

Los pares (pares telefónicos) en el nivel de red establecen conexiones con características tal como la calidad, el costo y el ancho de banda. Se entregan los paquetes en orden y sin errores, la comunicación es dúplex y el control de flujo es automático. Rutea los paquetes de la fuente al destino final a través de ruteadores intermedios. Tiene que saber la topología de la subred, evita la congestión y maneja los casos cuando la fuente y el destino están en redes distintas.

### **Orientado a no-conexión (Internet).**

La sub-red no garantiza confiabilidad ya que su única función es portar bits. Los proveedores tienen que manejar el control de errores. El nivel de red no garantiza el orden de paquetes y no controla su flujo. Los paquetes tienen que llevar sus direcciones completas de destino.

### **PORQUÉ UTILIZAR EL NIVEL DE RED (Conmutación de Paquetes).**

El nivel de red tiene su complejidad en el factor de estándares, ya que tiene menos desarrollo para otros niveles. La dificultad en la definición del nivel de red a sido incrementado en los desarrollos de la arquitectura y han tratado de responder las necesidades de una variedad de redes incompatibles.

## **3.2 Protocolos de Nivel de Red.**

### **3.2.1 Protocolo X.25**

En 1974, el CCITT (Comité Consultivo Internacional para Teléfonos y Telégrafos) emitió el primer borrador de X.25 (el "Libro Gris"). Fue revisado en 1976, 1978 y 1980, y de nuevo en 1984, para dar lugar al texto definitivo, el "Libro Rojo", publicado en 1985. El documento inicial incluía una serie de propuestas sugeridas por Datapac (Canadá), Telenet y Tymmet (Estados Unidos), tres nuevas redes de conmutación de paquetes. Desde 1974, X.25 ha ido ampliando e incorporando numerosas opciones, servicios y funciones.

En la actualidad, X.25 es la norma de interfaz orientada al usuario de mayor difusión en las redes de paquetes de gran cobertura. Es un protocolo utilizado principalmente en WAN, sobre todo, en las redes públicas de transmisión de datos. Utiliza conmutación de paquetes, esto es, que los bloques de datos contienen información del origen y destino de los mismos para que la red los pueda entregar correctamente aunque cada uno circule por un camino diferente.

Estas redes permiten que los usuarios establezcan durante un cierto tiempo una comunicación lógica estable, los paquetes son entregados en el mismo orden en que fueron recibidos aunque no necesariamente al mismo ritmo, sin pérdida ni duplicaciones, dicha red está proporcionando un servicio de circuitos virtuales.

La comunicación lógica entre los usuarios puede ser conmutados o permanentes. En el primer caso se denominan circuitos virtuales conmutados (CVC) o llamadas virtuales, concluyéndose y estableciéndose nuevas relaciones entre diferentes usuarios mediante un diálogo previo con la red.

En el segundo caso se denominan circuitos virtuales permanentes (CVP); la comunicación lógica entre dos usuarios, se mantiene siempre que la red esté operando, sin posibilidad de concluirla mediante diálogo entre usuario y red.

Los CVP están siempre en fase de transferencia de información, es decir, no necesitan establecimiento ni desconexión y se especifican en la conexión.

## CONCEPTOS DE X.25

- ETCD: Equipo terminal de circuito de datos. Es el equipo que gestiona el operador.
- ETD: Equipo terminal de datos. Es el equipo que gestiona el usuario de X.25.
- ETD/ETCD. Con la definición clara de esta interfaz se logra, separar lo que es responsabilidad del operador y lo que incumbe al cliente. De este modo, todo operador sabe que es lo que deben cumplir sus equipos en el acceso a los clientes, como deben ser sus "enchufes". El cliente elegirá un equipo ETD, el cual debe cumplir también sus especificaciones, de modo que la conexión a X.25 sea tan fácil como "enchufar" dos cables.

Para que un ETD acceda a los servicios ofrecidos por las redes de conmutación de paquetes, deberá organizar los datos en paquetes según los formatos de la red y ajustarse a los procedimientos de diálogo con la red a fin de que ésta pueda establecer un circuito virtual (CV).

En X.25 se definen los procedimientos que realizan el intercambio de datos entre los dispositivos de usuario (ETD) y un nodo de red encargado de manejar los paquetes (ETCD). En X.25, el ETCD es en realidad un conmutador de datos.

Las redes utilizan la norma X.25 para establecer los procedimientos mediante los cuales dos ETD's que trabajan en modo paquete se comunican a través de la red. En efecto, en X.25 se definen las dos sesiones de los ETD con sus respectivos ETCD. X.25 proporciona algunas facilidades muy útiles, como por ejemplo, la facturación a estaciones ETD distintas de la que genera el tráfico.

El empleo de una norma X.25 puede reducir substancialmente los costos de la red, ya que su gran difusión favorece la salida al mercado de equipos y programas orientados a tan amplio sector de usuarios. Es mucho más sencillo solicitar a un fabricante una red adaptada a la norma X.25 que entregarle 180 páginas de especificaciones.

Resumiendo, la Recomendación X.25 define la interfaz ETD/red a tres niveles que se corresponden con los tres niveles inferiores de la arquitectura OSI: físico, enlace y red.

X.25 trabaja sobre servicios basados en circuitos virtuales. Un circuito virtual ("canal lógico", en X 25) es donde el usuario percibe la existencia de un circuito físico dedicado exclusivamente al ordenador que él maneja, cuando en realidad ese circuito físico "dedicado" lo comparten muchos usuarios.

### **El PAD(ensamblado-desensamblado de paquetes):**

#### **Los protocolos X.3, X.28 y X.29**

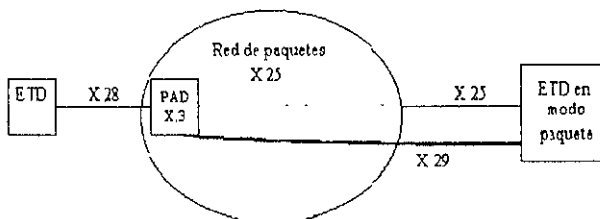
Durante el desarrollo de la recomendación X.25, en los años setenta, los organismos de normalización advirtieron que la mayoría de los terminales en funcionamiento eran dispositivos asíncronos no inteligentes.

Evidentemente, se hacía necesario un interfaz que conectase a estos equipos con las redes de paquetes. Con el fin de hacer frente a esta exigencia, se desarrollaron estándares para dotar a las terminales asincrónicas de capacidades de conversión de protocolos y de ensamblado-desensamblado de paquetes (PAD - Packet Assembly-Disassembly).

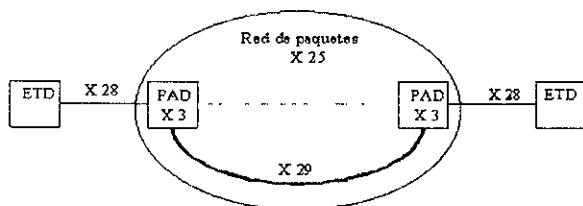
Un PAD es un servicio que se ofrece al usuario para permitirle conectarse con una red de paquetes. Tras el primer borrador de la norma X.25, los comités de normalización editaron en 1977 una nueva recomendación en la que aparecían tres especificaciones relativas a las interfaces para terminales asincrónicas: X.3, X.28 y X.29. La idea del PAD son ofrecer una conversión de protocolos entre un dispositivo de usuario (ETD) y una red pública o privada, junto con otra conversión complementaria en el extremo receptor de la red. Se trata de conseguir un servicio transparente para los usuario ETD.

Las normas X.3, X.28 y X.29 sólo están pensadas para dispositivos asincrónicos (entre los cuales se encuentra la mayoría de los equipos en funcionamiento hoy en día).

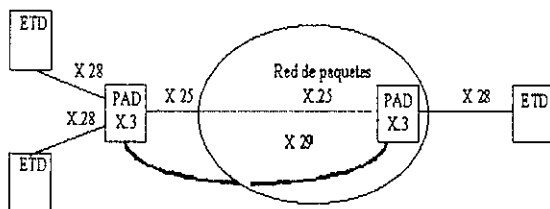
Los estándares PAD permiten diversas configuraciones. En la figura 1 (a) puede verse la conexión entre un ETD de usuario no generador de paquetes y otro ETD capaz de operaren modo paquete. Obsérvese que el PAD X.3 y el X.28 sólo es necesario en los ETD asincrónicos. La figura 1 (b) nos muestra otro ejemplo típico, en el que dos ETD asincrónicos desean entablar una comunicación. Ambos emplean X.3 y X.28. En el último ejemplo, figura 1 (c), vemos un PAD situado fuera de la red, quizá en la misma oficina del usuario. En este caso, la red ve el PAD como un verdadero dispositivo X.25. Conviene tener presente también que la norma X.29 sirve para establecer comunicaciones entre un PAD y un ETD X.25, o entre dos PAD.



(a) el ETD de usuario se comunica con un ETD en modo paquete.



(b) Comunicaciones entre ETD y ETD.



(c) PAD externo a la red

Figura 1. El PAD en X.25

**X.3**, la versión X.3 de 1984 proporciona una serie de 22 parámetros, que son utilizados por el PAD para identificar y atender a cada una de las terminales con las que se comunica. **X.28**, en éste estándar se definen los procedimientos de control de flujo entre el terminal de usuario (que no trabaja en modo paquete) y el PAD.

Una vez recibida una conexión inicial desde el ETD de usuario, el PAD establece el enlace y proporciona los servicios propios de la norma X.28. **X.29**, éste estándar indica al PAD y a la estación remota cómo deben intercambiar informaciones de control dentro de una llamada X.25

### 3.2.2 Protocolo TCP/IP.

#### Breve Historia del Protocolo TCP/IP.

A principios de los años 60, varios investigadores intentaban encontrar una forma de compartir recursos informáticos de una forma más eficiente. En 1961, Leonard Klienrock introduce el concepto de Conmutación de Paquetes (Packet Switching, en inglés). La idea era que la comunicación entre ordenadores fuese dividida en paquetes. Cada paquete debería contener la dirección de destino y podría encontrar su propio camino a través de la red.

En 1969 la Agencia de Proyectos de Investigación Avanzada (Defense Advanced Research Projects Agency, DARPA) del Ejército de los EEUU desarrolla la ARPANet. La finalidad principal de esta red era la capacidad de resistir un ataque nuclear de la entonces Unión Soviética, para lo que se pensó en una administración descentralizada. De este modo, si algunos ordenadores eran destruidos, la red seguiría funcionando. Aunque dicha red funcionaba bien, estaba sujeta a algunas caídas periódicas del sistema.

De este modo, la expansión a largo plazo de esta red podría resultar difícil y costosa. Se inició entonces una búsqueda de un conjunto de protocolos más fiables para la misma. Dicha búsqueda finalizó, a mediados de los 70's, con el desarrollo de TCP/IP.

TCP/IP tenía y tiene ventajas significativas respecto a otros protocolos. Por ejemplo, consume pocos recursos de red. Además, puede ser implementado a un costo mucho menor que otras opciones disponibles. Gracias a estos aspectos, TCP/IP comenzó a hacerse popular. En 1983, TCP/IP se integró en la versión 4.2 del sistema operativo UNIX de Berkeley y la integración en versiones comerciales de UNIX.

Éste no es un protocolo, si no un conjunto de protocolos, que toma su nombre de los dos más conocidos: TCP (Transmission Control Protocol, protocolo de control de transmisión) e IP (Internet Protocol, protocolo de la Internet). Esta familia de protocolos es la base de la red la Internet. Estos protocolos pertenecen a un conjunto mayor de protocolos. Dicho conjunto se denomina suite TCP/IP.

La Internet es un conglomerado muy amplio y extenso en el que se encuentran ordenadores con sistemas operativos incompatibles, redes más pequeñas y distintos servicios con su propio conjunto de protocolos para la comunicación.

Ante tanta diversidad resulta necesario establecer un conjunto de reglas comunes para la comunicación entre estos diferentes elementos y que además optimice la utilización de recursos tan distantes. Este papel lo tiene el protocolo TCP/IP. TCP/IP también puede usarse como protocolo de comunicación en las redes privadas intranet y extranet.

Hay dos clases de protocolos dentro de la suite TCP/IP que son: Protocolos al nivel de red y protocolos al nivel de aplicación.

### **Protocolos a Nivel de Red.**

Estos protocolos se encargan de controlar los mecanismos de transferencia de datos. Normalmente son invisibles para el usuario y operan por debajo de la superficie del sistema. Dentro de estos protocolos tenemos:

**IP.** Se encarga de repartir los paquetes de información enviados entre el ordenador local y los ordenadores remotos. Esto lo hace etiquetando los paquetes con una serie de información, entre la que cabe destacar las direcciones IP de los dos ordenadores. Basándose en esta información, IP garantiza que los datos se encaminen al destino correcto.

Los paquetes recorrerán la red hasta su destino (que puede estar en el otro extremo del planeta) por el camino más corto posible gracias a unos dispositivos denominados *encaminadores* o *ruteadores*.



## Protocolos a Nivel de Aplicación

Aquí tenemos los protocolos asociados a los distintos servicios de la Internet, como FTP, Telnet, Gopher, HTTP, etc. Estos protocolos son visibles para el usuario en alguna medida. Por ejemplo, el protocolo FTP (File Transfer Protocol) es visible para el usuario. El usuario solicita una conexión a otro ordenador para transferir un fichero, la conexión se establece, y comienza la transferencia.

Durante dicha transferencia, es visible parte del intercambio entre la máquina del usuario y la máquina remota (mensajes de error y de estado de la transferencia, como por ejemplo cuantos bytes del fichero se han transferido en un momento dado).

DOD diseñó el TCP/IP para ser robusto y poderse recobrar automáticamente de cualquier nodo o fallo de la línea telefónica. Dicho diseño permite la construcción de amplias redes con menor manejo central. Sin embargo, a causa de la recuperación automática, los problemas de la red pueden permanecer sin diagnosticar ni corregir por mucho tiempo.

El Protocolo de la Internet (IP) es un protocolo basado en paquetes que se utiliza para intercambiar datos en redes de computadoras. El IP maneja la dirección, la fragmentación, el rearmamiento y el multiplexado de protocolos. Es la base sobre la cual el resto de protocolos IP se construyen (TCP, UDP, ICMP, ARP, etc.)

IP es un protocolo de nivel de red que lleva a cabo la dirección y el control de la información que permiten el envío de los paquetes de datos.

IP es el responsable de pasar los paquetes de datos de un nodo a otro. IP envía cada paquete a una dirección de destino de cuatro bytes (número de IP). Las autoridades de la Internet asignan series de números a las distintas organizaciones. Dichas organizaciones asignan sus números a los departamentos. IP opera en máquinas de gateways que pasan los datos desde el departamento a la organización, a la región y después al mundo entero.

### Direcciones de Red de IP

- La dirección de IP es de 32 bits de longitud y se divide en dos o en tres partes:
  - La primera designa la dirección de la red
  - La segunda (si se encuentra) designa la dirección de la subred
  - La tercera designa la dirección de la computadora
- IP soporta cinco clases de redes diferentes :
  - Clase A: Usada principalmente en algunas redes muy amplias. Sólo proporciona 7 bits para el área de dirección de red.
  - Clase B: 14 bits para el área de dirección de red, 16 bits para el área de dirección de la computadora. Ofrece un buen compromiso entre la red y el espacio de dirección de la computadora.
  - Clase C: 22 bits para el área de dirección de red, sólo proporciona 8 bits para el área de la computadora. El número de computadoras puede ser un factor de limitación.
  - Clase D: Reservado para grupos de multidifusión, los 4 bits de mayor orden se fijan en 1, 1, 1 y 0
  - Clase E: Reservado para un futuro uso, los 4 bits de mayor orden se fijan en 1

### Aplicaciones y Servicios de TCP/IP

- FTP (File Transfer Protocol): Mueve archivos entre sistemas de Computadoras
- Telnet (Terminal Emulation Protocol): Permite la emulación virtual de terminales
- SMTP (Simple Mail Transfer Protocol): Proporciona un mecanismo de transporte de correo electrónico

- **SNMP (Simple Network Management Protocol):** Es una administración de la red usada para informar sobre condiciones anómalas de la red y establecer sus valores críticos , versión 1 y 2 de SNMP
- **HTTP (Hypertext Transfer Protocol):** Proporciona servicios a las terminales que contienen clientes de WWW y "browsers"
- **NFS (Network File System):** Permite el acceso transparente a los recursos de la red.

En la actualidad, TCP/IP se usa para muchos propósitos, no solo en la Internet. Por ejemplo, a menudo se diseñan intranets usando TCP/IP. En tales entornos, TCP/IP ofrece ventajas significativas sobre otros protocolos de red. Una de tales ventajas es que trabaja sobre una gran variedad de hardware y sistemas operativos. De este modo puede crearse fácilmente una red heterogénea usando este protocolo. Dicha red puede contener estaciones MAC, PC compatibles, estaciones Sun, servidores Novell, etc. Todos estos elementos pueden comunicarse usando la misma suite de protocolos TCP/IP.

### Cómo Trabaja TCP/IP

TCP/IP opera a través del uso de una pila. Dicha pila es la suma total de todos los protocolos necesarios para completar una transferencia de datos entre dos máquinas (así como el camino que siguen los datos para dejar una máquina o entrar en la otra). La pila está dividida en capas, como se ilustra en la figura siguiente:

EQUIPO SERVIDOR O CLIENTE	
Capa de Aplicaciones	Cuando un usuario inicia una transferencia de datos, esta capa pasa la solicitud a la Capa de Transporte.
Capa de Transporte	La Capa de Transporte añade una cabecera y pasa los datos a la Capa de Red.
Capa de Red	En la Capa de Red, se añaden las direcciones IP de origen y destino para el enrutamiento de datos.
Capa de Enlace de Datos	Ejecuta un control de errores sobre el flujo de datos entre los protocolos anteriores y la Capa Física.
Capa Física	Ingresa o egresa los datos a través del medio físico, que puede ser Ethernet vía coaxial, PPP vía módem, etc.

Después de que los datos han pasado a través del proceso ilustrado en la figura anterior, viajan a su destino en otra máquina de la red. Allí, el proceso se ejecuta al revés (los datos entran por la capa física y recorren la pila hacia arriba). Cada capa de la pila puede enviar y recibir datos desde la capa adyacente. Cada capa está también asociada con múltiples protocolos que trabajan sobre los datos.

## **Versiones actuales del protocolo IP.**

### **IPv4.**

La versión actual del protocolo IP (la versión 4 o IPv4) define de esta forma direcciones de 32 bits, lo que quiere decir que hay  $2^{32}$  (4.294.967.296) direcciones IPv4 disponibles. Esto parece un gran número, pero la apertura de nuevos mercados y el hecho de que un porcentaje significativo de la población mundial sea candidato a tener una dirección IP, hacen que el número finito de direcciones pueda agotarse eventualmente. Este problema se ve agravado por el hecho de que parte del espacio de direccionamiento está mal asignado y no puede usarse a su máximo potencial.

Por otra parte, el gran crecimiento de la Internet en los últimos años ha creado también dificultades para encaminar el tráfico entre el número cada vez mayor de redes que la componen. Esto ha creado un crecimiento exponencial del tamaño de las tablas de encaminamiento que se hacen cada vez más difíciles de sostener.

Los problemas comentados se han solucionado en parte hasta la fecha introduciendo progresivos niveles de jerarquía en el espacio de direcciones IP. No obstante, la solución a largo plazo de estos problemas pasa por desarrollar la próxima generación del protocolo IP (IPng o IPv6) que puede alterar algunos de nuestros conceptos fundamentales acerca de la Internet.

## IPv6

Fines:

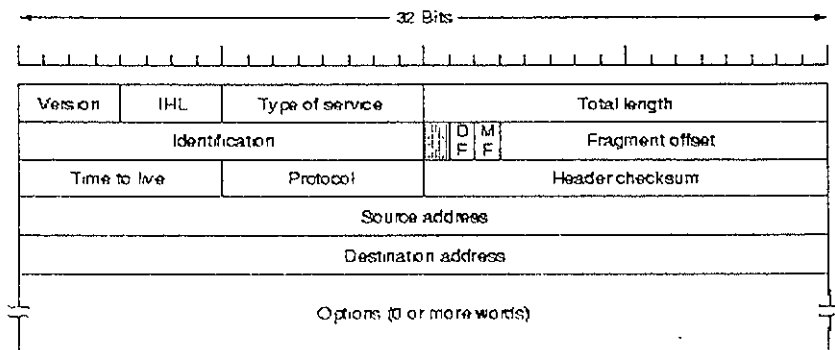
- Soportar miles de millones de hosts, incluso con la asignación ineficiente de direcciones.
- Reducir el tamaño de las tablas de ruteo.
- Simplificar el protocolo, que permite un procesamiento más rápida.
- Proveer más seguridad.
- Usar tipos distintos de servicio.
- Mejorar el multicasting.
- Permitir que un host puede viajar sin cambiar su dirección.
- Permitir que el protocolo pueda cambiar en el futuro.
- Permitir que los protocolos nuevos y antiguos puedan coexistir.

IPv6 no usa la fragmentación. Los ruteadores tienen que manejar paquetes de 576 bytes. Si un paquete es mayor que una red puede manejar, se rechaza el paquete y el host tiene que fragmentarlo.

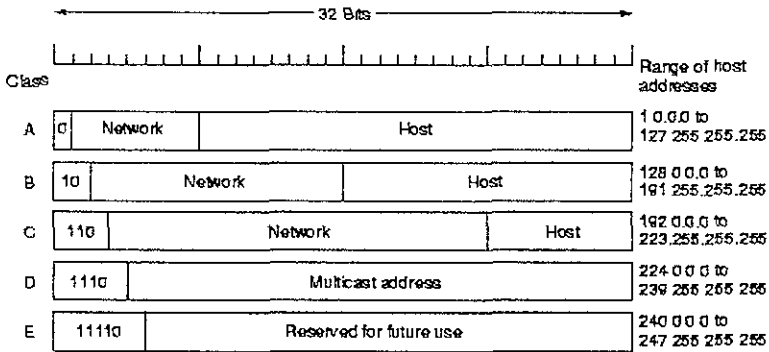
Se eliminó el checksum.

Se permiten datagramas de tamaños grandes (jumbograms), que es importante para las aplicaciones de supercomputador.

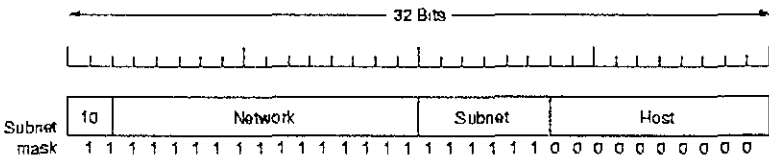
Diagrama del paquete IP:



Las direcciones de IP consisten en 32 bits. Hay 126 redes de 16 millón hosts cada una, 16.382 de 65.536, y 2 millón de 254. Los valores de 0 indican esta red y los de -1 la dirección de broadcast. Las direcciones que empiezan con 127 son para pruebas de loopback.



Normalmente se dividen una dirección de una clase en subredes. Esto permite que una organización tiene, por ejemplo, una dirección de clase B pero muchas subredes dentro de esto. Se divide la parte de la dirección que es normalmente el host en una dirección de red y una dirección de host.



Hay una escasez de direcciones. El problema es que la mayoría de las organizaciones eligen direcciones de clase B, aunque la mitad de las redes de clase B tienen menos de 50 hosts. Ahora se usa CIDR (Classless InterDomain Routing) para asignar las redes de clase C en bloques de tamaños variables.

Hay cuatro bloques grandes para Europa, Norteamérica, Sudamérica, y Asia-Pacífico. En cada uno se combinan en los ruteadores una dirección y una máscara para determinar a qué organización pertenece una dirección.

### 3.2.3 PROTOCOLOS DE CONTROL.

La Internet tiene varios protocolos de control al nivel de red.

- **ICMP (Internet Control Message Protocol).** Ejemplos de paquetes: No se puede alcanzar el destino, la vida de un paquete expiró, valor ilegal en el encabezamiento, paquete de bloqueo (no usado más), paquete de eco o respuesta.
- **ARP (Address Resolution Protocol).** En una LAN es difícil mantener la correspondencia entre las direcciones de IP y las direcciones de LAN (por ejemplo, en una Ethernet hay direcciones de 48 bits). El protocolo ARP permite que una máquina haga un broadcast para preguntar qué dirección local pertenece a alguna dirección de IP. En esta manera no se necesita una tabla de configuración, que simplifica la administración.
- **RARP (Reverse ARP).** Permite que una máquina que acaba de bootear pueda encontrar su dirección de IP. Hay también el protocolo BOOTP, cuyos mensajes son de UDP y se pueden reenviar sobre ruteadores.

### Servicio de Red No Orientado a la conexión de OSI.

Este servicio se implementa por medio del CLNP (Protocolo de Red Sin Conexión) y el CLNS (Servicio de Red Sin Conexión). CLNP y CLNS están descritos en el estándar ISO 8473

CLNP o Protocolo de Red sin Conexión. Protocolo de la capa de red OSI que no requiere el establecimiento de un circuito antes de la transmisión de los datos.

CLNP es un protocolo de la capa de red de OSI que transporta datos e indicaciones de error de las capas superiores a través de enlaces sin conexión.

CLNP representa la interfase entre el CLNS y las capas superiores. CLNS proporciona servicios de la capa de red a la capa de transporte vía CLNP.

CLNS depende de los protocolos de la capa de transporte para realizar la corrección y detección de errores.

### 3.2.4 Protocolos IPX/SPX.

**IPX** (Internetwork Packet Exchange) es un protocolo de Novell que interconecta redes que usan clientes y servidores Novell NetWare. Es un protocolo orientado a paquetes y no orientado a conexión (esto es, no requiere que se establezca una conexión antes de que los paquetes se envíen a su destino).

Otro protocolo, el **SPX** (Sequenced Packet eXchange), actúa sobre IPX para asegurar la entrega de los paquetes.

#### Protocolos de Novell NetWare

- Introducido para las computadoras IBM
- Basado en XNS (**Xerox Network System**)
- Introducido en los años 1980
- Domina la arquitectura del LAN - 65% del mercado
- Opera en la mayoría de los OS: Microsoft Windows, MacOS, UNIX

#### IPX

- IPX es un derivado de los Sistemas de Red Xerox (XNS), Protocolo de Datagrama en La Internet (IDP)
- Interfaz de los Niveles de Red y Transporte (Niveles 3 y 4)
- Protocolo Ruteador sin conexión
- Envía Datagramas a través de redes intermedias

#### SPX

- Interfaz del Nivel de Transporte (Nivel 4)
- Orientado a la conexión
- Verifica la integridad de los datos



### 3.2.5 Protocolo DECnet.

Es un protocolo de red propio de Digital Equipment Corporation (DEC), que se utiliza para las conexiones en red de los ordenadores y equipos de esta marca y sus compatibles. Está muy extendido en el mundo académico. Uno de sus componentes, LAT (Local Area Transport, transporte de área local), se utiliza para conectar periféricos por medio de la red y tiene una serie de características de gran utilidad como la asignación de nombres de servicio a periféricos o los servicios dedicados.

Digital Equipment Corporation (Digital) desarrolló la familia de protocolos DECnet para proporcionar un camino de salida bien pensado para que sus computadoras se comunicaran entre ellas. La primera versión de DECnet, emitida en 1975, permitió que dos mini computadoras PDP-11 que estaban directamente unidas se comunicaran

Más recientemente, Digital ha incluido soportes para protocolos sin patentar, sin embargo DECnet sigue siendo la oferta más importante de entre los productos de red de Digital. DECnet está trabajando actualmente en la emisión de su quinto producto más importante, la Fase V de DECnet, es un súper conjunto de la serie de protocolos OSI y soporta todos los protocolos OSI, así como otros protocolos de patentado y de normas que tenían soporte en versiones anteriores de DECnet. A pesar de que con el tiempo hay cambios en el protocolo, la Fase V de DECnet es compatible con las emisiones previas (p.e. Fase IV).

DECnet soporta los niveles de red sin conexión y con conexión, implementados con los protocolos de Interconexión de Sistemas Abiertos (OSI)

### 3.2.6 Protocolo AppleTalk.

Este protocolo está incluido en el sistema operativo del ordenador Apple Macintosh desde su aparición y permite interconectar ordenadores y periféricos con gran sencillez para el usuario, ya que no requiere ningún tipo de configuración por su parte, el sistema operativo se encarga de todo. Existen tres formas básicas de este protocolo:

LocalTalk. La comunicación se realiza por uno de los puertos serie del equipo. La velocidad de transmisión no es muy rápida pero es adecuada para los servicios que en principio se requieren de ella, principalmente compartir impresoras.

Ethertalk. Es la versión de Appletalk sobre Ethernet. Esto aumenta la velocidad de transmisión y facilita aplicaciones como la transferencia de ficheros.

Tokenalk. Es la versión de Appletalk para redes Tokenring.

### AppleTalk

- Norma Patentada Desarrollada entre 1985 y 1989 (Fase I y II).
- Aplicado inicialmente a grupos de trabajo locales.
- Contribución: Asignación de nodo dinámico, Fijación del nombre, Agrupamiento de redes.
- Implementado con los OSs más importantes (MacOS, Microsoft Windows, Unix).
- Puede operar en Ethernet, en Token Ring, en Redes de Interfaz de Fibra de Datos Distribuidos (FDDI) y en el sistema de Apple por par trenzado (LocalTalk).
- AppleTalk especifica un grupo de protocolos donde se incluyen varios que controlan el flujo del tráfico en la red
- Apple Computer se refiere al medio de transmisión de la siguiente manera:
  - LocalTalk (AppleTalk a través de cable telefónico)
  - EtherTalk (AppleTalk a través de Ethernet)
  - TokenTalk (AppleTalk a través de Token Ring)
  - FDDITalk (AppleTalk a través de FDDI)

### AppleTalk Fase 1

- Fase 1: es la versión más temprana; soporta una única red de físico que puede tener sólo un número de red y estar en una determinada zona. La fase 1 de Apple Talk se instaló en más de 1.5 millones de Computadoras Macintosh en los primeros cinco años de vida de estos productos.

### AppleTalk Fase 2

- Fase 2: es la versión más reciente; soporta muchas redes lógicas sobre una única red física y permite que las redes estén en más de una zona. El protocolo reforzado, conocido como Fase 2 de Apple Talk, mejoró la capacidad de enrutamiento de Apple Talk y le permitió actuar con éxito en redes mayores

### **3.2.7 Protocolo NetBEUI.**

**NetBIOS Extended User Interface** o Interfaz de Usuario para NetBIOS es una versión mejorada de NetBIOS que sí permite el formato o arreglo de la información en una transmisión de datos. También desarrollado por IBM y adoptado después por Microsoft, es actualmente el protocolo predominante en las redes Windows NT, LAN Manager y Windows para Trabajo en Grupo. Este protocolo es la base de la red de Microsoft Windows para Trabajo en Grupo. Aunque NetBEUI es la mejor elección como protocolo para la comunicación dentro de una LAN, el problema es que no soporta el enrutamiento de mensajes hacia otras redes, que deberá hacerse a través de otros protocolos (por ejemplo, IPX o TCP/IP).

### **3.2.8 Protocolo NetBIOS.**

NetBIOS (Network Basic Input/Output System) es un programa que permite que se comuniquen aplicaciones en diferentes ordenadores dentro de una LAN.

Desarrollado originalmente para las redes de ordenadores personales IBM, fué adoptado posteriormente por Microsoft.

NetBIOS se usa en redes con topologías Ethernet y token ring. No permite por sí mismo un mecanismo de enrutamiento por lo que no es adecuado para redes de área extensa (MAN), en las que se deberá usar otro protocolo para el transporte de los datos (por ejemplo, el TCP).

NetBIOS puede actuar como protocolo orientado a conexión o no (en sus modos respectivos sesión y datagrama). En el modo sesión dos ordenadores establecen una conexión para establecer una conversación entre los mismos, mientras que en el modo datagrama cada mensaje se envía independientemente.

Una de las desventajas de NetBIOS es que no proporciona un marco estándar o formato de datos para la transmisión.

### 3.2.9 Protocolo XNS.

Serie de protocolos diseñados originariamente por Xerox Corporation a finales de los años 1970. Muchas compañías de redes con PCs, tales como 3Com, Banyan, Novell y Ungermann-Bass Networks, utilizan o utilizaban un derivado de XNS como protocolo de transporte primario. XNS (Xerox Network System) fue diseñado para ser utilizado por diferentes medios de comunicación, procesadores y aplicaciones de oficina.

UB (actualmente forma parte de Tandem Computers) adoptó XNS para desarrollar el protocolo ruteador de XNS Net/One.

### 3.2.10 Protocolo Banyan VINES

Banyan Virtual Network System (VINES) es un sistema de conexión para computadoras personales.

Este protocolo patentado fue desarrollado por Banyan Systems, Inc., y es un derivado del protocolo del Sistema de Red Xerox (XNS).

## 3.3 Nivel de Transporte

El nivel de transporte utiliza los servicios del nivel de red para proveer un servicio eficiente y confiable a sus clientes, que normalmente son los procesos en el nivel de aplicación. El hardware y software dentro del nivel de transporte se llaman la entidad de transporte. Puede estar en el kernel, en un proceso de usuario, en una tarjeta, etc.

Hay los mismos dos tipos de servicio que en el nivel de red: orientado a la conexión o sin conexión. Son muy semejantes a los del nivel de red. Las direcciones y el control de flujo son semejantes también.

Por lo tanto, ¿por qué tenemos un nivel de transporte? ¿Por qué no solamente el nivel de red? La razón es que el nivel de red es una parte de la subred y los usuarios no tienen ningún control sobre ella. El nivel de transporte permite que los usuarios puedan mejorar el servicio del nivel de red (que puede perder paquetes, puede tener ruteadores que bajan a veces, etc.).

La forma de controlar la transferencia de la información depende exclusivamente del protocolo que se utilice, y deberá realizar las siguientes funciones:

- Sincronía en la comunicación.
- Control de los errores de transmisión.
- Coordinación de la comunicación.
- Recuperación ante las fallas que se produzcan.

## ¿PORQUÉ UTILIZAR EL NIVEL?

Porque el nivel de transporte permite que tengamos un servicio más confiable, que el nivel de red. También, el nivel de transporte puede ser independiente del nivel de red. *Sus aplicaciones pueden usarse y funcionar en cualquier tipo de red.*

Otro aspecto, asegura la transferencia de la información a pesar de las fallas que pudieran ocurrir en los niveles anteriores, e incluyen la detección de bloqueos, caídas del sistema y la búsqueda de rutas alternativas.

### 3.4 Protocolos de Nivel de Transporte

#### 3.4.1 Protocolo UDP.

A veces se prefiere que el nivel de transporte preste un servicio más sencillo, no orientado a conexión y no fiable (por no fiable queremos decir que no confirma o *no acusa recibo de las TPDU's enviadas*). Existen muchas razones que pueden motivar esta preferencia, por ejemplo:

- El tipo de aplicación no requiere una fiabilidad total, y no podría tolerar el retardo producido por ACKs, retransmisiones y todo el complejo proceso de cálculos que desarrolla TCP; este es el caso por ejemplo en la transmisión de vídeo o audio en tiempo real.
- La aplicación por su propia naturaleza requiere únicamente el envío de uno o dos mensajes, por ejemplo aplicaciones de sincronización de relojes, consultas al servidor de nombres, mensajes de gestión de la red, etc.; en estos casos *no se considera rentable el costo en recursos que supone establecer una conexión TCP*, es preferible lanzar de nuevo el mensaje si éste no ha llegado.

Se desea hacer envíos multidestino (multicast o broadcast); esto sólo es posible con un protocolo no orientado a conexión, ya que por su propia naturaleza los protocolos orientados a conexión son punto a punto.

Este protocolo pertenece a la familia de protocolos de la Internet. El UDP (Protocolo de Datagrama de Usuario) es, básicamente, una interfase entre IP y los procesos de los niveles superiores. A diferencia de TCP, UDP no agrega a IP funciones de confiabilidad, control de flujo y recuperación de errores; debido a la simplicidad de los UDPs, los encabezados de los UDPs contienen menos bytes y generan un menor gasto indirecto en la red que el TCP.

UDP es útil en situaciones donde no se requiere mecanismos de confiabilidad de TCP, como cuando un protocolo de los niveles superiores ofrezca las funciones de recuperación de errores y control de flujo.

Como ya hemos comentado, se utiliza en la Internet para dar servicio no orientado a conexión (CL) y no fiable.

Tiene un formato de PDU (Unidad de Datos de Protocolo) único:

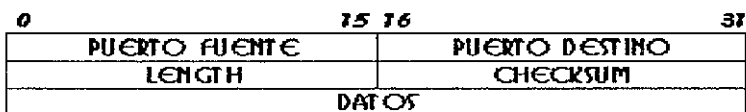


FIGURA 5.1 Formato de PDU en el protocolo UDP

UDP es el protocolo de transporte de varios protocolos bien conocidos del nivel de aplicación, entre los que incluyen NFS (Network File System o Sistema de Archivos de Red), SNMP (Simple Network Management Protocol o Protocolo Simple de Administración de la Red), DNS (Domain Name Server o Sistema de Nombres de Dominio), TFTP (Trivial File Transfer Protocol o Protocolo Trivial de Transferencia de Archivos) y NTP (Network Time Protocol), etc.

### 3.4.2 Protocolos ISO/ITU-T

El protocolo de transporte OSI (Open Systems Interconnection) propuesto por ISO (International Organization for Standardization) tiene cinco variantes, denominadas Clases 0 a 4.

Cada variante está pensada para utilizarse con un tipo de red, desde aquéllas totalmente perfectas hasta aquéllas no fiables e inseguras.

### Clase 0

Pensado para redes **tipo A** (terminología OSI), que son aquéllas totalmente fiables, seguras, que no tienen apenas errores ni duplican información. Por eso, es un protocolo muy simple, que sólo se encarga del establecimiento y liberación de la conexión, de la transferencia de datos y de la segmentación de los mensajes en porciones más pequeñas (llamadas TPDU) en el caso de que excedan el tamaño que maneja el nivel de red.

### Clase 1

Protocolo capaz de recuperarse ante errores graves como la liberación espontánea de una conexión de red o una catástrofe similar. En estas situaciones, las entidades de transporte reaccionan estableciendo una nueva conexión de red y continúan la transferencia desde donde se interrumpió (para hacer esto, las entidades de transporte que utilizan este protocolo numeran las TPDU, algo que no ocurre con la Clase 0). Está pensado para redes **tipo B**, que son aquéllas que no pierden ni duplican datos pero que pueden de vez en cuando abortar conexiones por congestión o problemas internos del hardware o software.

### Clase 2

Igual que la Clase 0, pero con la capacidad adicional de multiplexar varias conexiones de transporte en una sola conexión de nivel de red. También permite control de flujo para parar a la fuente y envío de datos urgentes, que tienen más prioridad que los datos normales. Pensado para redes **tipo A**.

### Clase 3

Posee las características de las Clases 1 y 2, es decir, es capaz de recuperarse ante catástrofes en la red, y también soporta multiplexación de varias conexiones de transporte en una de red. Pensado para redes **tipo B**.



### Clase 4

Es la variante más sofisticada, capaz de recuperarse ante todo tipo de errores, duplicaciones, pérdidas de información, etc... Esta pensado para redes **tipo C**, que son aquéllas totalmente inseguras, como por ejemplo, las redes basadas en **datagramas**.

Comparando el tipo de protocolo con la Internet y OSI en la siguiente tabla:

Tipo de protocolo	Internet	OSI
Nivel de transporte, orientado a conexión	TCP (Transmission Control Protocol)	TP4 (Transport Protocol clase 4)
Nivel de transporte, no orientado a conexión	UDP (User Datagram Protocol)	TP0 (Transport Protocol clase 0)

## **CAPÍTULO 4**

### **PROCOLO TCP EN COMUNICACIÓN VÍA SATÉLITE**

---

#### **4.1 Protocolos en Nivel Transporte de la Internet.**

Los grupos de protocolos TCP/IP y UDP/IP forman la base de la red Internet. Debido a su enorme legado y capacidad instalada, son los grupos de protocolos a ser utilizados en un futuro inmediato. Las sub-redes de la Internet vía satélite continuarán sirviendo aplicaciones basadas en los protocolos de transporte TCP y UDP. El desempeño de ambos protocolos ha sido objeto de un intenso estudio y optimización, en especial TCP, del cual se estima su aplicación en un porcentaje del 90 al 95 por ciento del tráfico de la Internet. Hay un grupo especializado en la optimización de TCP en sistemas satelitales dentro de la organización IETF (Internet Engineering Task Force).

En el ámbito de la Internet se utilizan dos protocolos: TCP y UDP. El primero permite ofrecer un servicio orientado a conexión fiable como en la transmisión de datos; tiene que efectuar operaciones más complejas que UDP, mientras que el segundo se utiliza para ofrecer un servicio no orientado a conexión y con menores requerimientos de confiabilidad, como en la comunicación de voz. El UDP se utiliza cuando no se requieren mecanismos de dependencia en TCP.

#### **4.2 Nivel de Transporte.**

El protocolo de nivel Transporte es responsable de la correcta transmisión de paquetes en un enlace. Este nivel de protocolo confirma de extremo a extremo que los paquetes sean correctamente recibidos y en secuencia. Los protocolos de transporte tienen semejanza con los protocolos a nivel enlace.

Ambos manejan el control de errores, el control de flujo, la secuencia de paquetes, retransmisión, etc. Las principales diferencias:

- En el nivel de transporte, se necesita una manera para especificar la dirección del destino. En el nivel de enlace la dirección es transparente al protocolo.
- En el nivel de enlace es fácil establecer la conexión; el procesador en el otro extremo del enlace está siempre allí. En el nivel de transporte este proceso es mucho más difícil.
- En el nivel de transporte, se pueden almacenar paquetes dentro de la subred. Los paquetes pueden llegar uniformemente o en ráfagas de diversos patrones.
- El nivel de transporte requiere otro enfoque para manejar los buffers, ya que hay mucho más que conexiones que en el nivel de enlace.

Cuando una aplicación quiere establecer una conexión con otra aplicación, necesita dar la dirección. Esta dirección es una dirección del nivel de transporte, y se llama un TSAP (Transport Service Access Point). Las direcciones del nivel de red se llaman NSAPs (Network Service Access Points).

### 4.3 Protocolo TCP.

El Protocolo "Transmission Control Protocol" (TCP) está construido sobre el nivel de IP. TCP es un protocolo orientado a la conexión que especifica el formato de los datos y los reconocimientos usados en la transferencia de dichos datos. TCP también especifica los procedimientos que las computadoras usan para asegurar que los datos llegan correctamente.

TCP permite que haya muchas aplicaciones en un sistema para originar la comunicación simultánea, ya que maneja todo el multiplexado del tráfico entrante en los programas de aplicación.

TCP es el responsable de comprobar la transmisión correcta de datos desde un cliente a un servidor. Los datos se pueden perder en la red intermediaria.

TCP añade un soporte para detectar errores o pérdida de datos para activar la retransmisión hasta que los datos son recibidos correcta y completamente.

Tiene el siguiente formado de PDU (Unidad de Datos de Protocolo):

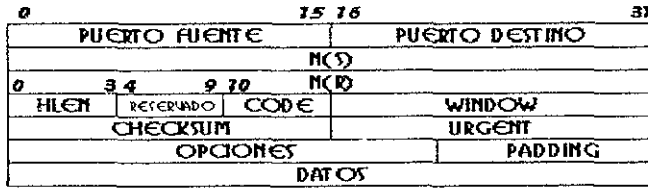


FIGURA 5.2 Formato de PDU en el protocolo TCP

CODE

Son 5 bits cuyo formato es el siguiente:

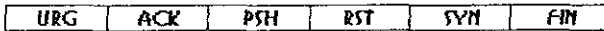


FIGURA 5.3 Formato del campo CODE en TCP

El fin de TCP es proveer un flujo de bytes confiable de extremo a extremo sobre una red no confiable. TCP puede adaptarse dinámicamente a las propiedades de la red y manejar fallas de muchas clases. La entidad de transporte de TCP puede estar en un proceso de usuario o en el kernel. Parte un flujo de bytes en trozos y los manda como datagramas de IP. Para obtener servicio de TCP, el emisor y el receptor tienen que crear los puntos terminales de la conexión. Las conexiones de TCP son punto-a-punto y full dúplex. No preservan los límites de mensajes. Cuando una aplicación manda datos a TCP, TCP puede mandarlos inmediatamente o almacenarlos (para acumular más). Una aplicación puede solicitar que TCP mande los datos inmediatamente a través de una bandera (flag) PUSH (empujar).

TCP también apoya los datos urgentes. TCP manda datos con una bandera (flag) URGENT inmediatamente. En el destino TCP interrumpe la aplicación (la

manda una señal), que permite que la aplicación pueda encontrar los datos urgentes.

Este protocolo permite la transmisión confiable de datos en un ambiente IP. TCP es usualmente implementado en conjunto con el IP de DoD. Entre los servicios que ofrece TCP están la transferencia de datos en ráfagas, confiabilidad, control de flujo eficiente, operación full-duplex y multiplexaje. Con el servicio de transferencia de datos en ráfagas, el protocolo TCP entrega una ráfaga no estructurada de bytes identificada por una secuencia de números. TCP agrupa los bytes en segmentos y los pasa al protocolo IP para su entrega. El protocolo TCP ofrece la función de confiabilidad al permitir una entrega de paquetes confiable, de extremo a extremo, orientada a la conexión a través de una interred (internetwork).

### 4.3.1 Descripción General de TCP

El tráfico efectivo de TCP determina la velocidad a la que la mayoría de las aplicaciones pueden transferir datos a través de una red. Una de sus más valiosas características es su habilidad de censar el ancho de banda disponible en el canal y su capacidad de reducir su tasa de transmisión al detectar congestión en la red. Los protocolos de nivel aplicación como HTTP y FTP dependen del desempeño de TCP para transmitir datos

TCP mantiene control de sus paquetes en tránsito asignando a cada paquete un número de secuencia. TCP utiliza un mecanismo de reconocimiento ("acknowledgment") para confirmar paquetes entregados en el otro extremo del enlace y ejercer control de la tasa de transmisión y comunicación confiable. Este reconocimiento es de tipo acumulativo e indica en realidad el número de paquete que espera próximamente recibir; el mensaje conteniendo el reconocimiento con el número de secuencia "n+1" indica la recepción del paquete "n" e implica que también se han recibido los paquetes anteriores a "n".

TCP opera con un algoritmo de lazo cerrado para control de congestión, de incremento aditivo y reducción multiplicativa de tamaño de ventana; la tasa se incrementa linealmente en ausencia de errores de paquete y se reduce drásticamente cuando ocurre una pérdida de paquete.

TCP utiliza algoritmos de control de congestión orientados especialmente a regular la tasa de transmisión. Estos algoritmos son importantes para asegurar que la tasa de transmisión no rebasa los recursos de

ancho de banda y memoria disponibles en la red para transferir los datos de un extremo a otro. Estos algoritmos tienen un impacto en el desempeño del protocolo.

El propósito de la ventana de transmisión es permitirle al extremo receptor la tasa de datos en un tiempo determinado. El nodo receptor notifica el tamaño de ventana al nodo transmisor. El tamaño de ventana indica la cantidad de paquetes que pueden ser transmitidos sin recibir mensaje de reconocimiento.

La gran diferencia entre número de secuencia y tamaño de ventana es que el número de secuencia está diseñado para permitirle al extremo transmisor conocer cuales paquetes están siendo transmitidos en el canal, mientras el tamaño de ventana le permite al nodo receptor controlar la tasa a la que recibe paquetes.

Para efectos de notificación de paquetes recibidos, TCP utiliza una "ventana deslizante", que permite a un extremo del enlace transmitir un determinado número de paquetes antes de recibir un mensaje de reconocimiento. Cuando este mensaje es recibido por el transmisor, la ventana se "desliza" para permitir que un paquete más sea transmitido. Cada paquete TCP, ya sea de datos o de reconocimiento, contiene un campo llamado "reporte de ventana". El tamaño de ventana reportado por el nodo receptor es el límite superior de la ventana deslizante del transmisor. El tamaño máximo de ventana del TCP original es de 65,535 bytes, por los 16 bits que componen el campo en el encabezado del paquete.

Como las conexiones TCP son bidireccionales, los campos conteniendo los mensajes de reconocimiento están contenidos en el encabezado del paquete TCP, permitiendo enviar datos y reconocimientos en el mismo paquete.

La versión más simple de TCP envía reconocimientos por cada paquete. Una gran cantidad de procesamiento de una conexión TCP está dedicada al manejo de reconocimientos. La recomendación inicial de TCP especifica también el almacenamiento de reconocimientos cuando no hay paquetes de información en el camino de regreso. Hay implementaciones de tiempo de espera de 200 y de 500 milisegundos. Esto es muy útil para reducir el número de paquetes interactivos en la conexión, como en el caso de conexión telnet. De acuerdo al estándar TCP, el nodo receptor debe enviar mensajes de reconocimiento al menos cada dos paquetes. Como se mencionó anteriormente, cuando ocurre una pérdida de paquete el nodo receptor espera el reconocimiento hasta un tiempo límite, llamado tiempo de expiración ("timeout") antes de retransmitir el paquete.

Al tiempo transcurrido entre la transmisión de un paquete y la recepción de su reconocimiento se le llama tiempo de respuesta ("round trip time").

Nominalmente, el tiempo de expiración esta basado en el tiempo de respuesta multiplicado por el número de paquetes en transmisión en el canal. Este calculo es critico ya que si este tiempo es muy largo, la recuperación se hace muy lenta; si es muy corto puede producir retransmisiones redundantes. La resolución en la medición de estos tiempos también ha sido sujeta a ajustes y optimizaciones.

El largo retraso de enlaces vía satélites geoestacionarios produce lentitud y acumulación de mensajes de reconocimiento. Este retraso de la función de reconocimiento afecta la funcionalidad del control de flujo y prevención de congestionamiento, impactando por lo tanto la capacidad del canal en tráfico efectivo "throughput".

#### **4.4 Capacidad de Memoria y Tráfico Efectivo.**

Cada extremo de una conexión TCP tiene una memoria "buffer" para la recepción de los datos. Los datos son almacenados en esta memoria hasta que son entregados a la aplicación. La cantidad de datos almacenados es variable durante la conexión.

Esta capacidad de memoria tiene un papel muy importante en el Tráfico Efectivo resultante en el canal. En realidad, la capacidad de estos buffers determinan cuantos datos pueden estar en transito entre cada nodo.

#### **4.5 Fases del Mecanismo de Control de Ventana TCP Inicio Lento y Prevención de Congestionamiento.**

TCP controla el tamaño de ventana a través de diversas fases, en función de la respuesta del desempeño del enlace mismo, de las condiciones del canal y en consecuencia de los mensajes de reconocimiento.

Las diferentes fases de evolución de tamaño de ventana para las versiones Tahoe y Reno de TCP <sup>[12]</sup> se describen a continuación:

[12] IEEE/ACM Transactions on Networking

### 1) Versiones Tahoe y Reno:

Después de cada recepción normal de mensaje de reconocimiento ACK:

Si  $W < W_t$ ,

establecer  $W=W+1$  ; Fase de Inicio Lento

De otra manera:

Establecer  $W=W+1/[W]$  ; Fase de Prevención de Congestionamiento

### 2) Versión Tahoe:

Cuando se detecta una pérdida de paquete, ya sea por tiempo de expiración o por que el número de ACKs repetidos excede un limite.

Se establece  $W_t = W/2$

Se establece  $W=1$

### 2) Versión Reno:

Cuando el número de ACKs repetidos excede un limite.

Se retransmite el paquete con el número "próximo esperado"

Se establece  $W_t = W/2$ :

El tamaño de ventana se reduce a la mitad

Se establece  $W = W_t$ :

Se reinicia la Prevención de Congestionamiento con tamaño de ventana reducido una vez que la retransmisión es reconocida

### 3) Versión Reno:



Cuando expira el "time out" el algoritmo pasa a modo de Inicio Lento :

Se establece  $W_t = W/2$

Se establece  $W=1$

El algoritmo se inicia con un tamaño de ventana de un paquete e incrementa gradualmente la cantidad de paquetes a ser enviados sin tener mensaje de reconocimiento. El Inicio Lento es en realidad una forma de censar ancho de banda tanto al inicio de la conexión y en algunas condiciones de detección de pérdida de paquete. Por cada mensaje de reconocimiento recibido, TCP incrementa el tamaño en un paquete. Este proceso tiene un incremento exponencial en el tamaño de la ventana y continua hasta que la ventana alcanza su tamaño limite, o hasta que se detecta un error de paquete.

Durante la fase de Inicio Lento, el valor de la ventana se duplica cada tiempo de respuesta hasta que se presenta una congestión o una pérdida de paquete.

Al detectarse el congestionamiento se retransmite el paquete y los valores de la ventana  $W$  y del umbral  $W_t$  se actualizan, entrando a la etapa de prevención de congestionamiento.

La prevención de congestionamiento es la fase que sigue a la de Inicio Lento. En esta fase el tamaño de ventana es mayor o igual al umbral. Esta fase incrementa la ventana a una tasa menor a la del Inicio Lento. Por cada paquete reconocido, la ventana es incrementada en el inverso de su valor ( $W_{t+1} = W_t + 1/W_t$ ) hasta alcanzar el valor reportado por el receptor. Esto significa un crecimiento lineal en el tamaño de la ventana deslizante.

El principal problema es la baja utilización del ancho de banda disponible en el canal en la etapa de "inicio lento" de la transmisión de TCP, a pesar de que la tasa se incrementa exponencialmente. La especificación original de TCP indica un tamaño de ventana de 64 kbytes. Esta capacidad de transmisión se ve limitada por que el tiempo total de transmisión de extremo a extremo del enlace incluye el de reconocimiento de los paquetes. Una solución originalmente propuesta es incrementar el valor inicial de la ventana. Toda una serie de opciones de escalamiento del tamaño de ventana están definidas en el documento RFC 1323 de IETF

Hay otra variable intrínseca de cualquier canal de comunicación, que tiene impacto en la evolución del tamaño de ventana: la tasa de error "BER". TCP esta diseñado de forma que asume estar implementado sobre canales muy

confiables, por lo que supone que las pérdidas de paquete son causadas por congestión en la red. Los canales satelitales están sujetos a imperfecciones: interferencia, atenuación, bloqueo de señal y especialmente ruido blanco.

La variable tasa de error BER en sistemas satelitales es función de diferentes parámetros y funciones de procesamiento de la señal tales como modulación y principalmente códigos de corrección de error. Aun cuando los canales son diseñados para una especificación de BER muy reducida, los errores naturalmente ocurren.

TCP no distingue entre corrupción de datos causados por errores de transmisión y pérdida de paquete por congestión; en ambos casos hay ausencia de reconocimiento de recepción, que es interpretada como congestión en el canal. La respuesta de TCP al error de paquete es reducir el tamaño de la ventana. Otro problema adicional es la tendencia a errores en ráfaga en los canales satelitales. La presencia de pérdidas de paquete consecutivas puede reducir drásticamente el tráfico efectivo en el canal.

Se ha propuesto un par de mecanismos en forma de extensión de TCP para distinguir el origen de errores de paquete y responder de acuerdo a ello. Estos mecanismos se listan en la sección "Mecanismos de Incremento de Desempeño".

El aspecto de la asimetría de la capacidad de los canales es otro factor menos obvio pero muy importante en el desempeño de TCP. La asimetría de canales es el caso típico en redes de la Internet vía satélite, por la simple razón de que ese es precisamente el perfil de tráfico. Las terminales deben ser capaces de recibir a tasas de decenas de mega bits por segundo, mientras la tasa de transmisión hacia la red puede ser del orden de las centenas de kbps. Como se analiza detalladamente en el capítulo 5, esta limitación en la capacidad del canal de regreso tiene importante impacto en la carencia de mensajes de reconocimiento. Adicionalmente, la pérdida de estos mensajes puede ocasionar retransmisiones innecesarias.

A este respecto se han propuesto soluciones en el mecanismo de generación y procesamiento de mensajes de reconocimiento, como el de descartar mensajes "viejos" y transmitir los nuevos en su lugar. Estos esquemas tienen como objetivo mantener y regresar mensajes de mayor número de secuencia. Otras

soluciones propuestas son las de reducir la tasa de reconocimientos del extremo receptor, enviando mensajes cada cierto número de paquetes recibidos, o el empleo de mensajes de "no-reconocimiento", que reportaría los paquetes que no han sido recibidos.

#### **4.6 Mecanismos de Incremento de Desempeño.**

El grupo de trabajo IETF(Internet Engineering Task Force) "TCP vía satélite" ha desarrollado recientemente un número de recomendaciones para incrementar el desempeño de TCP. Estas recomendaciones van desde pequeños ajustes al protocolo, hasta la implementación de técnicas completas de recuperación de datos dentro de TCP.

Estos documentos se llaman RFC ("Request for Comments"), y a continuación se describen algunos de los más importantes:

##### **-Escalamiento de tamaño de ventana, RFC 1072.**

Una limitante de TCP es la numeración de 16 bits de su tamaño de ventana.

Este valor es insuficiente para el escenario satelital de largos retrasos y grandes anchos de banda. La simple adición de bits a esta palabra no es tan simple, por los cambios que se requerirían al encabezado total del paquete y su compatibilidad con versiones anteriores de TCP. La opción de escalamiento de tamaño de ventana resuelve esta limitante, permitiendo a cada conexión negociar un factor de escalamiento al inicio de la conexión. Este factor es normalmente una potencia de dos y permite palabras de 32 bits, suficientes para redes satelitales.

##### **-TCP de reconocimiento selectivo (SACK), RFC 2018.**

Uno de los mayores problemas sufridos por los modos tradicionales de TCP (Tahoe y Reno) es el de pérdida múltiples dentro de un mismo ciclo de crecimiento de ventana. Una forma apropiada de evitar la reducción innecesaria del tamaño de ventana sería la de retransmitir únicamente los paquetes con error. Esta recomendación permite al nodo receptor especificar los segmentos correctamente recibidos. De esta forma, el transmisor solo necesita retransmitir los paquetes perdidos. TCP SACK puede recuperar múltiples pérdidas en una ventana de transmisión en menos del tiempo de respuesta. Esta recomendación requiere significativas modificaciones al grupo de protocolos de ambos nodos, transmisor y receptor.

#### **-TCP por transacción (T/TCP), RFC 1644.**

Tiene por objetivo reducir el tiempo de establecimiento de conexión ("handshaking") de dos a un tiempo de respuesta, que es una mejora significativa para transmisiones cortas.

#### **-Conexión persistente TCP, RFC 2068.**

Permite múltiples pequeñas transferencias a conducir en una sola conexión TCP, incrementando la eficiencia de la conexión

Las extensiones de TCP pueden resolver algunas de las limitaciones del TCP estándar vía satélite, sin embargo, algunos otros problemas como largo tiempo de respuesta y asimetría no son efectivamente resueltos.

Una solución diseñada para compensar el tiempo de respuesta es dividiendo la conexión TCP en dos o más segmentos en el nodo de acceso que conecta la red satelital con la red terrestre. Hay soluciones más sobresalientes de este tipo:

- Emulación de TCP.

Esta solución consiste en segmentar la conexión de extremo a extremo en el nodo antes de acceder al canal satelital. Las conexiones divididas son procesadas individualmente por el nodo de acceso, que emite mensajes de reconocimiento al momento de recibir los paquetes del lado terrestre, emulando el proceso del nodo satelital remoto.

Los nodos de acceso son también responsables de retransmitir paquetes perdidos y de completar la conexión en forma transparente para el nodo origen, de tal forma que la conexión aparece mas dinámica que si fuera de extremo a extremo. El costo de este método es naturalmente el requerimiento de una mayor capacidad de procesamiento y memoria en cada nodo de acceso.

Esta solución no cumple estrictamente con la condición de TCP de conexión de extremo a extremo. Otra idea similar es la de procesar la corrección de error en el nodo de acceso sin notificar al protocolo TCP del nodo origen.

- **Division de TCP.**

La conexión es dividida por segmentos satelital y terrestre. El segmento satelital utiliza una conversión de protocolo de TCP a un modo exclusivamente satelital. Es un método flexible, que requiere conversión de protocolo en cada nodo de acceso

- **Almacenamiento temporal. ("Web caching").**

En este caso la conexión TCP es dividida y almacenada en el nodo de acceso. Los usuarios del segmento satelital no requieren establecer conexiones TCP de extremo a extremo hasta el servidor, únicamente hasta el nodo de acceso. Esta técnica reduce el tiempo de respuesta y el consumo de ancho de banda.

Hay otras modificaciones de TCP que han sido propuestas para optimizar el desempeño en redes de grandes retrasos y anchos de banda. Un área especialmente interesante es la del diseño de novedosos y mejorados algoritmos de control y prevención de congestionamiento.

Estos métodos son llamados TCP Vegas y el Nuevo TCP Reno. Este ultimo hace significativas modificaciones a la fase de prevención de

congestionamiento, con crecimiento lineal del tamaño de la ventana, permitiendo al extremo receptor incrementar, reducir y mantener tamaños de ventana. El TCP Vegas utiliza técnicas de control de tamaño de ventana considerando tiempos de transmisión de paquetes y recepción de mensajes de reconocimiento.

- **Procesamiento a nivel protocolo DLC.**

Una forma de optimizar TCP sería contar con información acerca del canal a ser utilizado. Esta información en realidad no está disponible para TCP. El protocolo IP no proporciona ninguna información al respecto. Hay soluciones interesantes para canales satelitales de moderada tasa de BER, en los que la información del desempeño del enlace a nivel protocolo DLC es utilizada para diferenciar pérdidas de paquetes producidas por congestionamiento o por errores en el canal. Estos esquemas se han aplicado en el campo de comunicaciones terrestres inalámbricas y han demostrado buenos resultados en mejoría de desempeño de TCP.

En el campo satelital, la asociación "Space Communications Protocol Standards-Transport Protocol" (SCPS-TP) modifica las características nominales de reducción de tamaño de ventana por detección de pérdida clasificando los tipos de dicha pérdida: por congestionamiento, por corrupción en el canal y aun por conectividad. En estos casos, los nodos receptores transmiten mensajes adicionales a los de reconocimiento, para reportar congestionamiento.

El protocolo TCP modificado en el extremo transmisor utiliza esta información para evitar reducciones innecesarias en el tamaño de la ventana.

#### **4.7 TCP en Canales de Radio**

TCP presenta objeciones en su desempeño en enlaces de radio por sus condiciones de propagación que producen altas e impredecibles tasas de error. En el caso de sistemas de comunicación de datos en redes celulares, estos padecen de largas pausas cuando el usuario se desplaza entre células.

La solución usual en redes de la Internet es delegar los problemas de congestión y control de error a los protocolos de mas alto nivel, especialmente el de nivel transporte, de extremo a extremo. Mientras esta solución es adecuada en canales terrestres de baja tasa de error, para canales más ruidosos como los de radio, la solución debe ser compartida con la operación del protocolo a nivel DLC.

Sistemas celulares como GSM, que utiliza TDMA como método de acceso, emplea esquemas a nivel DLC como repetición selectiva y solicitud automática de repetición para reducir tasas de error del orden de  $10^{-3}$  al rango de  $10^{-8}$ . Este procesamiento tiene naturalmente el costo de producir un tráfico efectivo variable y retraso por retransmisión.

Las soluciones propuestas para TCP sobre canales de radio comprenden desde modificaciones significativas al propio protocolo TCP, hasta implementaciones en el nivel DLC.

Las propuestas a nivel TCP consisten en la inserción de información de las condiciones del enlace desde los protocolos de bajo nivel hasta TCP, del manejo especial de tamaño de ventana en eventos como transición del usuario entre células, y de división de segmentos TCP fijo y móvil del enlace.

Las soluciones a nivel DLC consisten básicamente en reducir drásticamente la tasa de error desde este nivel de protocolo. Otra solución más creativa es la de ejecutar funciones de corrección de error a nivel de red, en IP.

#### 4.7.1 Filtrado de Mensajes de Reconocimiento (ACKs).

Esta es una técnica que en realidad opera a nivel enlace de datos (DLC) sobre el contenido de los mensajes TCP. Consiste esencialmente en reducir el número de mensajes ACK en el canal de retorno, aprovechando la característica de que estos mensajes reconocen paquetes utilizando una numeración acumulativa. Por lo que al mecanismo de control de error se refiere, un mensaje ACK conteniendo un número de secuencia  $n$  indica tácitamente que los paquetes de número menor a  $n$  ya han sido recibidos.

El filtrado se realiza en la línea de espera a nivel DLC del nodo receptor. El procesador revisa si hay mensajes ACK para la misma conexión aun por ser transmitidos y los filtra en la línea de espera misma.

Esta técnica evita la acumulación de ACKs y su transmisión en ráfagas en el canal de retorno. La eliminación de estos mensajes de información redundante reduce el uso de memoria "buffer" en el nodo. Los mensajes con número de secuencia duplicado son transmitidos en forma transparente para evitar interferencia con el mecanismo de TCP de recuperación de pérdida de paquetes.

Esta técnica de filtrado de mensajes ACKs es mencionada en forma independiente en la referencia Lakshman<sup>[15]</sup>.

Control de Congestionamiento de ACKs. Esta técnica opera de extremo a extremo de la conexión.

La idea principal consiste en extender el concepto de control de congestionamiento en TCP a los mensajes ACK a través de dos funciones básicas:

- Un mecanismo que le indique al receptor que el canal de los ACKs esta congestionado.
- La respuesta del receptor ante tal indicación.

El mecanismo mas conocido es el de "Detección Inicial Aleatoria", implementado en el extremo receptor del nodo ruteador, que detecta indicios de congestionamiento monitoreando el tamaño promedio de la línea de espera en un periodo determinado de tiempo. Si esta línea de espera excede un limite, el ruteador marca un paquete saliente con un bit de notificación de congestionamiento (ECN=Explicit Congestion Notification) en el encabezado. Un importante aspecto de este mecanismo es que la marca de ECN puede asignarse a cualquier paquete, ya sea de datos o de reconocimiento. El otro extremo del enlace debe reducir su tasa de mensajes de reconocimiento en cuanto reciba el bit de ECN

[15] T V Lakshman " TCP/IP Performance with Random Loss and Bidirectional Congestion" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 5, October 2000



## CAPÍTULO 5

### DESEMPEÑO DE TCP

---

Se tomará en cuenta los parámetros del canal de regreso, el cual transmite los mensajes de reconocimiento "acknowledgment" (ACK); teniendo al canal bidireccional como asimétrico y sabiendo que la capacidad del canal de ida es mucho mayor que la capacidad del canal de regreso. Retomando estos conceptos vemos que son completamente consistentes con el canal satelital de acceso TDM/TDMA.

Se analizará la tasa de transmisión de una conexión TCP en función de la pérdida de paquetes y del tiempo de retraso, en el canal de ida y vuelta. También se analizará el desempeño de TCP en un canal bidireccional, transmitiendo datos en ambas direcciones.

Se hará referencia a tres análisis de diferentes autores, el primero es del Dr. T.V. Lakshman, el segundo de Jitendra Padhye y el tercero de Lampros Kalamoukas.

#### 5.1 Análisis Lakshman

El análisis de Lakshman <sup>[15]</sup> se dedica a analizar y caracterizar el desempeño de TCP en un modelo muy completo.

<sup>[15]</sup> T.V. Lakshman "TCP/IP Performance with Random Loss and Bidirectional Congestion" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 5, October 2000

Las características sobresalientes de este modelo son:

- Considera los parámetros del canal de regreso, el que transmite los mensajes de reconocimiento "acknowledgment" (ACK).
- El canal bidireccional es asimétrico.
- La capacidad del canal principal de transmisión es mucho mayor que la capacidad del canal de regreso.

En este último es donde se presenta la limitante del desempeño del protocolo TCP.

Estos conceptos son completamente consistentes con el canal satelital de acceso TDM/TDMA, esquema central de análisis de este estudio, en lo que a canal se refiere.

En términos de parámetros de este análisis, la variable a caracterizarse es el tráfico efectivo en función de la capacidad de los canales mismos, el tamaño de la memoria en el nodo, el tiempo de respuesta y la asimetría de las capacidades de los canales.

Este artículo revela la sensibilidad del desempeño del protocolo TCP a la pérdida aleatoria de paquetes, en un canal asimétrico. En particular, la degradación del tráfico efectivo ante pérdidas aleatorias de paquete bajo ciertas condiciones de asimetría, retraso y ancho de banda.

La capacidad del canal de regreso es obviamente utilizada, además de los mensajes de reconocimiento, por el tráfico variable del canal.

Otro aspecto importante subrayado por este artículo es la eficiencia de TCP en presencia de conexiones múltiples en el canal de regreso.

Una de las ideas básicas analizadas es el efecto del canal de regreso en TCP, ya que este protocolo utiliza los mensajes ACK para controlar el flujo de paquetes.

### 5.1.1 Descripción del Modelo de Canal.

Para el diseño de este perfil de canal, se considera un tráfico persistente, como en la transferencia de archivos grandes, de manera que el canal principal experimente el control de congestión de TCP.

El modelo utiliza el parámetro de simetría normalizada, que es el cociente del número de paquetes transmitidos por el canal principal entre el número de mensajes ACK del canal de regreso.

Este sistema define un grupo de condiciones que los parámetros de operación deben cumplir para alcanzar una capacidad máxima del canal. La pérdida aleatoria de paquetes en el canal principal se debe en especial, pero no exclusivamente, a errores en el enlace físico.

Un sistema ideal de control de flujo debería operar sobre condiciones de congestión. TCP opera ante cualquier error reportado reduciendo su tasa de transmisión. Los errores en el canal físico tienen por lo tanto un efecto que se refleja hasta el nivel de transporte TCP, en forma de reducción de tráfico efectivo. Uno de los escenarios más común y de particular interés es el de TCP sobre ATM, donde una congestión transitoria a nivel ATM ocasiona pérdida de paquetes a nivel TCP. El mismo autor del modelo ha encontrado una fórmula que relaciona tráfico efectivo TCP como inversamente proporcional al producto del tiempo de respuesta y la raíz cuadrada de la probabilidad de pérdida de paquete<sup>[18]</sup>.

En el estudio más completo, que incluye congestión en el canal de regreso, el tráfico efectivo resulta ser inversamente proporcional al tiempo de respuesta, de la raíz cuadrada de la probabilidad de pérdida de paquete y de la raíz cuadrada de la asimetría normalizada.

Una variable del sistema que tiene influencia en el tráfico efectivo de TCP es la diferencia entre tiempos de respuesta. Para el presente modelo, de red satelital TDM/TDMA, se asume que el tiempo de respuesta es aproximadamente uniforme en toda la red.

Otro aspecto importante es la distribución de la memoria temporal "buffer" en el nodo remoto. Con el tradicional FIFO, los circuitos virtuales de alta densidad de tráfico pueden absorber una gran proporción del tiempo de mensajes ACK, dejando en desventaja a los circuitos de menor tráfico. Esto en realidad lleva a

[18] T V Lakshman " The Performance of TCP/IP for Networks Bandwidth-Delay Products and Random Loss " IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 5, No 3, June 1997

otro tema de análisis, de líneas de espera de tiempos uniformes, o escalados de acuerdo al volumen de tráfico de 'ACKs'.

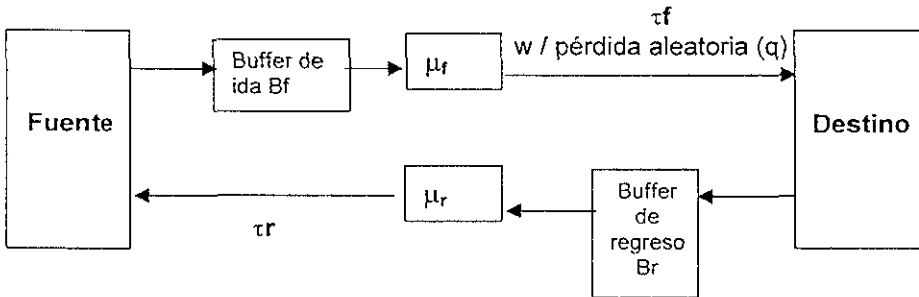
### 5.1.2 Parámetros del Modelo.

Se considera un canal principal TDM de capacidad  $\mu_f$  [paquetes/seg] y con una capacidad de memoria  $B_f$  [paquete].

La tasa del canal de regreso TDMA es de  $\mu_r$  [paquetes "ACK"/seg] y la correspondiente capacidad de memoria  $B_r$  [paquetes"ACK"].

La relación normalizada entre las dos tasas es:  $\mu_f = k\mu_r$ , donde  $k > 1$  es el factor de asimetría normalizada.

El modelo se ilustra en el siguiente diagrama:



El último parámetro a considerar es el tiempo de propagación,  $\tau_f$  y  $\tau_r$  respectivamente para cada canal TDM y TDMA. Este tiempo en realidad incluye el de la línea de espera en el nodo y el tiempo de procesamiento. Lo que en este estudio se llama tiempo de respuesta es el tiempo total desde que un paquete es enviado por el canal TDM hasta que el nodo principal recibe un ACK por ese paquete. El tiempo promedio se le denomina  $T$ .

### 5.1.3 Antecedentes de TCP.

TCP utiliza un control de flujo de paquetes agrupados por "ventanas". El tamaño de la ventana representa el número máximo de paquetes a transmitir sin recibir reconocimiento ACK. Esto no incluye retransmisiones. Ya que el modelo considera una fuente infinita de datos, la conexión llega a utilizar el tamaño máximo de ventana. Para un tiempo  $t$ , el tamaño de ventana será  $W(t)$ , una variable dinámica, función de tiempo que depende de la emisión de ACKs y de la detección de pérdida de paquetes.

En todo caso, TCP-Tahoe reduce el tamaño de su ventana a un paquete al detectarse una pérdida de paquete. De ese tamaño mínimo, la ventana crece rápidamente, en un paquete por cada ACK exitoso recibido, hasta que llega a un tamaño de la mitad del tamaño que tenía al momento de la última pérdida de paquete. Esta etapa de rápido crecimiento de la ventana se llama paradójicamente de "inicio lento", ya que aunque el crecimiento es rápido, el efecto global es de hacer más lenta la transmisión, comparada con la ausencia de detección de pérdida.

Después del Inicio Lento, el algoritmo pasa automáticamente al modo de "prevención de congestión". En esta etapa el tamaño de la ventana sigue creciendo, solicitando en forma implícita un mayor ancho de banda en el canal.

El tamaño de la ventana aumenta en uno por cada ventana de paquetes reconocidos. Este incremento de tamaño de ventana continua hasta que alcanza un máximo o hasta que ocurre otra detección de pérdida de paquete.

El esquema TCP Reno es similar al esquema Tahoe, con la diferencia importante de que trata de evitar la etapa de Inicio Lento permaneciendo en modo prevención de congestión, a menos que transcurra un tiempo de expiración. El algoritmo resuelve la pérdida de paquete detectada por duplicación de mensajes ACK reduciendo el tamaño de la ventana a la mitad.

Cuando el tiempo de expiración ocurre, el tamaño de ventana es reducido en uno, y el procedimiento de Inicio Lento se aplica a incrementar la ventana a la mitad de su valor

La operación del tiempo de expiración es como sigue: cuando un paquete es enviado, se establece un valor de expiración y el contador se inicializa. La expiración de ese contador se considera como pérdida de paquete.

Por cada retransmisión siguiente a una expiración, el nuevo contador tiene un valor del doble del contador anterior. En principio, el valor del contador se determina estimando el valor medio y la varianza del tiempo de respuesta.

El modelo tiene un primer análisis donde se describe una ventana en particular, de tamaño fijo para un tiempo determinado. Esta caracterización incluye una variante de la ley de Little para un sistema asimétrico.

El mínimo tiempo de respuesta de un paquete esta dado por:

$$T = \tau + (1/\mu_r) + (1/\mu_f)$$

La relación que se busca es entre el tamaño de la ventana y el tráfico efectivo a través del canal. Incluye suposiciones optimistas en el sentido de considerar un promedio mínimo de retraso. Estas suposiciones son ajustadas para los casos de ventanas de tamaño variable.

#### 5.1.4 Condición para Máxima Utilización del Canal de Regreso.

Aplicando la ley de Little se llega a la siguiente condición:

$$W \geq \mu_r T$$

Esta condición es necesaria pero no suficiente, ya que el tiempo total de respuesta de un paquete puede ser mayor que el mínimo  $T$  por la llegada de múltiples paquetes en las unidades de memoria de ambos canales.

Condición para obtener un tráfico efectivo por el canal TDM:

$$\lambda > \mu_r$$

Esta condición indica que los paquetes deben ser reconocidos a una tasa mayor a la que son transmitidos, para que el canal tenga un tráfico efectivo real (además de que la ventana pueda seguir creciendo). Si se cumple esta condición, en promedio uno de cada  $\lambda/\mu_r$  mensajes de reconocimiento pasan a través del canal de regreso. Si ya se esta en el limite de la tasa  $\mu_r$ , el excedente

de paquetes de la memoria  $B_r$  tiene que ser descartado. El siguiente mensaje ACK a ser transmitido tienen  $B_r$  mensajes adelante, de manera que el retraso que sufre en la memoria del canal de regreso, incluyendo tiempo de servicio, es  $B_r/\mu_r$ .

La ley de Little modificada para incorporar el canal de regreso es como sigue:

$$W = \lambda(\tau_f + 1/\mu_f) + \lambda\mu_r [\mu_r (\tau_r + 1/\mu_r) + B_r]$$

El primer término corresponde al número de paquetes en el canal TDM, mientras el segundo término es el número de mensajes ACK resultantes en el canal de regreso, multiplicado por  $\lambda/\mu_r$ , el número de paquetes representados por cada ACK resultante en promedio.

Esto produce la siguiente estimación del tráfico efectivo  $\lambda$  como función del tamaño de la ventana:

$$\lambda = W / (T + B_r / \mu_r)$$

La siguiente condición es que la memoria en el canal TDM sea lo suficientemente grande para almacenar el tráfico acumulado por la pérdida de mensajes ACKs.

$$B_f \geq \lambda/\mu_f$$

El tamaño de ventana para que el canal TDM alcance su máxima capacidad ( $W_{full}$ ) se obtiene sustituyendo  $\lambda = \mu_f$ , que produce

$$W_{full} = \mu_f T + kB_r$$

Hay aun un modo en el que el canal bidireccional se encuentra a su máxima capacidad y es cuando tanto el canal TDM esta transmitiendo al máximo, y el canal TDMA está transmitiendo los reconocimientos a una tasa adecuada. En ese modo, los dos canales se encuentran saturados, las memorias "buffer" están llenas y hay un máximo número de paquetes viajando por el canal. A la ventana de este modo de operación se le llama ventana máxima  $W_{max}$ , y su valor esta dado por:

$$W_{max} = W_{full} + B_f = \mu_f T + kB_r + B_f$$

Incrementar la ventana mas allá de este valor se supone sujeto a pérdida de paquete, por varias razones, desde eliminación de paquetes por falta de

memoria donde almacenarlo, hasta error físico en el enlace. Hay que hacer notar que esta pérdida de paquete se puede presentar también con tráfico en el canal menor al de saturación, si los paquetes se presentan en modo ráfaga, en lugar de un modo regular, como se asume al determinar el ajuste a la fórmula de Little.

Finalmente, se debe cumplir otra condición para la memoria del canal TDM.

Para un canal transmitiendo al máximo, el máximo de mensajes que se pueden perder es uno de cada  $k$ . De esta forma, el tamaño promedio de grupos de paquetes que se deben poder almacenar en la memoria es  $k$  paquetes.

La condición se expresa por:

$$B_f \geq k$$

### 5.1.5 Evolución de TCP-Tahoe sin Pérdida Aleatoria

La evolución del tamaño de ventana es cíclica. la ventana crece gradualmente durante la fase de prevención de congestión, hasta un valor máximo  $W_{final}$ , en el que se presenta una pérdida de paquete. A continuación, el tamaño de ventana se reinicializa a uno, arrancando la fase de Inicio lento hasta llegar a  $W_{final}/2$ .

En este instante el algoritmo pasa a la fase de prevención de congestión, hasta que la ventana llega a  $W_{final}$  nuevamente y se completa el ciclo

El tráfico efectivo se calcula a largo plazo como el número de paquetes transmitidos exitosamente en un ciclo, dividido entre la duración de dicho ciclo. Para los casos en los que el ciclo termina en una expiración de un contador, el tiempo de expiración debe ser incluido en la duración del ciclo, aun cuando no haya transmisión de paquetes en la mayoría del tiempo de expiración.

Para efectos de cálculo de tráfico efectivo, se considerará que la fase de Inicio Lento es de mucho menos duración que la de prevención de Congestión. El análisis Lakshman<sup>[15]</sup> analiza varios casos, incluso los ineficientes, que corresponden a una capacidad de memoria reducida o

[15] T V Lakshman "TCP/IP Performance with Random Loss and Bidirectional Congestion" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 5, October 2000



excesiva. Este trabajo de investigación se concentra en el caso normal de operación, para concentrarse en otros aspectos más relevantes en el caso de canal satelital. Los tres casos están definidos de acuerdo a la dimensión de la memoria  $B_f$  con relación al factor de simetría normalizada  $k$ .

Para el caso operación normal de TCP:

$$k \leq B_f \leq 3k$$

En la fase de prevención de congestionamiento, la tasa de crecimiento de la ventana en función de la tasa de mensajes de reconocimiento ACK esta dada por

$$dW/da = 1/W$$

Se considera que en esta fase la ventana es lo suficientemente grande para mantener un tráfico de mensajes ACK ( $W \geq W_r = \mu_r T$ ). La tasa de estos mensajes ACK por el canal TDMA está dada por

$$da/dt = \mu_r$$

La tasa de crecimiento de la ventana en función de tiempo es por lo tanto:

$$dW/dt = \mu_r / W$$

cuya solución, para determinar  $W(t)$  es:

$$W(t) = (W_o^2 + 2\mu_r t)^{1/2}$$

Donde  $W_o$  es el tamaño de la ventana al inicio del ciclo de prevención de Congestionamiento, esto es  $W_{final} / 2$ . Para el caso de operación normal  $W_{final} = W_{max}$

El proceso de prevención de Congestionamiento se divide a su vez en dos fases:

**Fase 1:**

$W(t) \leq W_{full}$  en la que la ventana esta creciendo y el canal TDM esta sub-utilizado. El tráfico efectivo es variable,  $\lambda(t)$  y la duración de esta fase es:

$$t_{cat} = (W_{full}^2 - W_o^2) / (2\mu_r)$$

**Fase 2:**

$W_{full} \leq W(t) \leq W_{final}$  en la que la ventana esta creciendo y el canal TDM es utilizado en su rango máximo

El tráfico efectivo es  $\lambda(t) = \mu_f$  y la duración de la fase es:

$$t_{ca2} = (W_{final}^2 - W_{full}^2) / (2\mu_r)$$

La duración total del proceso de prevención de Congestionamiento es:

$$t_{ca} = t_{ca1} + t_{ca2} = (W_{final}^2 - W_o^2) / (2\mu_r)$$

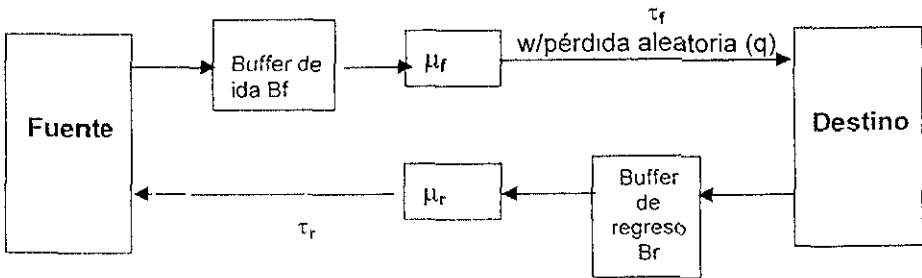
El tráfico efectivo promedio en un ciclo se calcula integrándolo en las dos fases con su respectiva duración, para una duración total de  $t_{ca}$ . El tráfico efectivo promedio resulta:

$$\lambda_{prom} = [2(W_{full}^3 - W_o^3) / 3(T + B_r/\mu_r) + \mu_f(W_{final}^2 - W_{full}^2)] / (W_{final}^2 - W_o^2)$$

Este tráfico efectivo debería ser idealmente aproximado a  $\mu_r$ , la tasa del canal TDM.

**TCP operación normal**

$k \leq B_f \leq 3k$       Tamaño relativo del buffer de regreso y factor de asimetría normalizado



$W_{final}$  Tamaño de la ventana cuando ocurre una pérdida de paquete

Tamaño de la ventana cuando empieza a evitar el  
 Wocongestionamiento  $= W_{final} / 2$   
 $W_{final} = W_{max}$  Para caso 1

$W_{final}=47$   
 $W_{full}=41$   
 $W_o=23.5$

**Fases de estimación de congestión:**

**Fase 1**  $W(t) \leq W_{full}$  El enlace de ida está sin utilizarse

$t_{ca1} = 0.564$  [seg]

**Fase 2**  $W_{full} \leq W(t) \leq W_{final}$  El enlace de ida está a su máx. capacidad

$t_{ca2} = 0.26$  [seg]

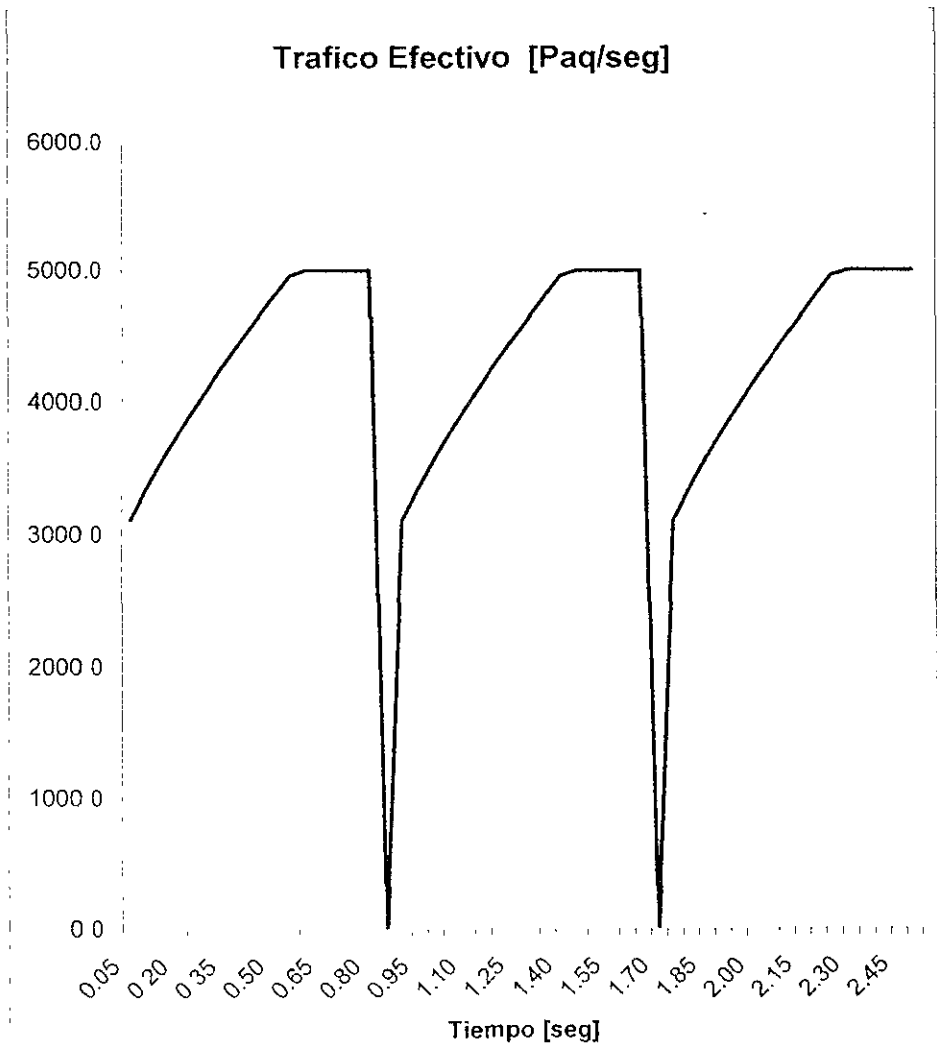
$t_{ca} = 0.83$  [seg]

$\lambda = 4338.75$  Paqs/seg

$\mu_1 = 5000$  Paqs/seg

$\mu_2 = 1000$  ACK/seg

$T = 0.0032$  RTT [seg]



### 5.1.6 Re-transmisión por Tiempo de Expiración ("Time out").

Considerando el caso en el que el paquete  $n$  se pierde, esto es, hay mensajes de reconocimiento hasta el paquete  $n-1$ . Los paquetes pendientes de reconocerse son  $n$ ,  $n+1$ , y así sucesivamente. Cuando estos paquetes pendientes son recibidos sin error, el nodo destino genera mensajes ACKs "acumulativos" indicando que el próximo paquete esperado es  $n$ .

Cuando el nodo origen recibe tres de estos mensajes acumulativos, retransmite el paquete  $n$ , declarando su pérdida en la transmisión original y el tamaño de la ventana se reduce a uno. Para el momento de haberse recibido los tres mensajes ACK, el espacio disponible en la memoria del canal TDM se reduce por  $3k$ . Si no se descarga este buffer (si  $B_f > 3k$ ) el canal de regreso TDMA estará transmitiendo a su máxima capacidad y su correspondiente buffer estará lleno para el momento en que el ACK de la retransmisión llega a él, lo que ocasiona su pérdida.

Cuando esto pasa, el nodo origen se queda esperando el ACK hasta que ocurre un tiempo de expiración.

Esta sería una situación anómala que se puede considerar como una **fase 3**, como extensión del caso normal de operación.

#### Fase 3:

Esta **fase 3** tendría una duración  $t_o$ , la duración del tiempo de expiración. La duración del ciclo  $t_{ca}$  tendrá este componente adicional  $t_o$ .

La expresión del tráfico efectivo en el ciclo de las tres fases solo necesita ajustarse por este término  $t_o$ . El tráfico es  $\lambda(t) = 0$  en la **fase 3**, ya que el tamaño de ventana se redujo a uno y no hay reconocimiento de paquete.

El análisis Lakshman<sup>[15]</sup> sugiere un mecanismo para evitar la necesidad de tiempos de expiración. Este mecanismo llamado "sacar del frente de la línea" (drop from front) consiste en enviar los mensajes ACK actualizados, descartando los que se quedaron al frente de la línea por los paquetes perdidos en el canal TDM.

<sup>[15]</sup> T V Lakshman "TCP/IP Performance with Random Loss and Bidirectional Congestion" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 5, October 2000.

La justificación es en realidad simple, ya que con ACKs acumulativos, los últimos ACKs contiene mayor información que los anteriores. Esto elimina los tiempos de expiración.

La evolución del tamaño de ventana en TCP-Reno es similar al de TCP-Tahoe, con la diferencia de que la recuperación de pérdida de paquete es más complicada en TCP-Reno, por el canal de regreso de baja velocidad.

### 5.1.7 Múltiples Conexiones TCP.

TCP en canales asimétricos en general presenta además otros problemas en su desempeño. Un ejemplo es cuando los nodos tienen tiempos de regreso muy diferentes y comparten un buffer con esquema FIFO, o cuando varias conexiones comparten un solo subcanal TDMA. Una degradación del desempeño que se presenta en intervalos cortos es el de la saturación del canal por la conexión que primero inicio la transferencia. Las conexiones que se inician después tendrán desventaja en su tráfico efectivo y estará sujeta a tiempos de expiración.

Cuando la primer conexión sufre pérdida de paquete y reduce su ventana, una segunda conexión se convierte en la conexión dominante. En una escala de largo plazo, este proceso tiene una tendencia cíclica: cada conexión tendrá periodos cortos de alta densidad de tráfico, y largos periodos de bajo tráfico.

Otro caso importante es la presencia de tráfico en el canal de regreso (TDMA en el caso satelital) transmitido junto con los mensajes ACK. La conclusión importante es que FIFO en el canal de regreso presenta desventajas y desbalances que lo hacen inapropiado para TCP en redes asimétricas.

Estos problemas han sido resueltos implementando un esquema de distribución de memoria diferente de FIFO, como de acceso secuencial "round robin", de tal forma que los mensajes de reconocimiento y los datos del canal de regreso tienen sus tiempos de transmisión separados y hasta cierto punto independientes.

Esta solución es curiosamente equivalente a la original de acceso múltiple, pero a nivel nodo exclusivamente. Es importante hacer notar que la simetría se escala y tanto los tamaños de paquetes como los buffers deben ser dimensionados de acuerdo a este escalamiento. Esta segmentación de paquetes puede en realidad hacerse en el nivel red o en el nivel de enlace de datos

### 5.1.8 Conclusiones.

El desempeño de TCP-Tahoe es superior al de TCP-Reno en canales asimétricos de una sola conexión.

El tamaño de los buffers es crítico en el desempeño del protocolo. En particular ( $B_f > k$ ). Un tamaño excesivo de  $B_f$  hace el sistema propenso a bloqueos por lapsos superiores a los tiempos de expiración.

La asimetría de la capacidad de los canales aumenta la sensibilidad del desempeño del sistema ante pérdidas aleatorias de paquete.

Se recomienda la implementación de los siguientes esquemas:

- Mecanismo de "sacar del frente de la línea" los mensajes de reconocimiento desactualizados.
- Un sistema de asignación de acceso al canal tipo secuencial ("round robin"), uno por uno
- Segmentación de paquetes para optimizar el tráfico efectivo en canales de conexiones TCP múltiples.

## 5.2 Análisis Padhye

El objetivo del análisis Padhye<sup>[17]</sup> es caracterizar la tasa de transmisión de una conexión TCP en función de la tasa de pérdida de paquete y del tiempo de retraso en el canal (ida y vuelta). El modelo es utilizado para calcular el tráfico efectivo de una transmisión constante como el de una transferencia FTP y está enfocado al caso de TCP Reno en la fase de prevención de congestionamiento.

Las formas que en TCP se detecta una pérdida de paquete son:

- Por la recepción de reconocimientos repetidos (cuatro con el mismo número de secuencia de paquete).
- Por expiración del contador (time-out)

El análisis Padhye<sup>[17]</sup> determina la tasa con una base de tiempo en ciclos. Primeramente estima el número de paquetes transmitidos por ciclo, en función de la probabilidad de pérdida de paquete y del valor esperado del tamaño de ventana. A continuación, calcula el valor esperado de la duración del ciclo en función de la probabilidad de pérdida y del número de paquetes que son reconocidos por mensaje de ACK.

El primer análisis considera únicamente la pérdida de paquete por reconocimientos repetidos, lo que determina el fin del ciclo. La segunda parte del análisis incluye el caso de expiración de contadores, que obviamente extiende el tiempo de duración del ciclo, reduciendo además el número de paquetes transmitidos por ciclo.

Para completar la caracterización de la tasa transmisión, en el siguiente paso se incluye el tamaño máximo de ventana  $W_{max}$ .

Finalmente, a partir del tráfico transmitido se calcula el tráfico efectivo. Esto es, el tráfico recibido en el otro extremo del enlace.

<sup>[17]</sup> Jitendra Padhye " Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation " IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 2, April 2000.



La simulación, implementación y medición de varios aspectos de TCP, recientemente han sido dirigidas al análisis de velocidad de transmisión en la capacidad de flujo de TCP; estando en función de la pérdida de paquetes y el retraso en el viaje de ida y vuelta (round trip).

La razón principal del análisis es, a que velocidad se envía la información en TCP bajo las condiciones de operación dadas, ofreciendo la posibilidad de definir el "fair share" (asignación justa de recurso) o "TCP-friendly" (TCP amigable) y la velocidad de envío para un flujo que no está dado en TCP e interactuando con una conexión TCP.

### 5.2.1 Modelo para el Control de Densidad de Tráfico (Congestionamiento).

La implementación mas usada en la Internet es TCP-Reno, lo cual el modelo se basará en éste. El modelo se enfoca en el mecanismo de comportamiento de la densidad de tráfico, donde el tamaño de la ventana  $W$  es incrementado  $1/W$  cada vez que un ACK (paquete de reconocimiento) es recibido, y cuando disminuye su tamaño es porque ha detectado la pérdida de un paquete.

En este modelo se usan los "ciclos" (camino), su concepto es similar al concepto de "mini-ciclos", un ciclo(camino) empieza con la transmisión de paquetes en un tamaño de ventana actual  $W$ , aquí no se envían mas paquetes mientras no se ha recibido el primer ACK. La duración de un ciclo es igual a RTT (Round Trip Time) y es independiente del tamaño de la ventana.

Se tiene el número de paquetes  $b$ , los cuales son reconocidos por un ACK, en este caso  $b$  tiene dos paquetes. Si los paquetes de la ventana  $W$  son enviados en el primer ciclo y han sido satisfactoriamente recibidos y reconocidos, será entonces  $W/b$ . Luego el tamaño de la ventana es incrementado por  $1/W$  y aquí empieza el siguiente ciclo que esta dado por  $W' = W + 1/b$ .

La pérdida de paquetes es detectada de dos formas en duplicar-triple (Triple-Duplicate=TD) o el tiempo de expiración (Time Outs=TO)

### 5.2.2 La Detección de Pérdidas (Loss Indication) son Exclusivamente de los TD ACK's.

Se tiene a  $Bt=Nt/t$  como el número de paquetes enviados por unidad de tiempo, donde  $Nt$  es el número de paquetes transmitidos en el intervalo  $[0,t]$ . Definimos a  $p$  como la probabilidad de que el paquete está perdido, de ahí tenemos la relación  $B(p)$ , que es la velocidad de transmisión de una conexión TCP en función de  $p$  como la probabilidad de pérdida de paquetes. Y se define a TD como el período TDP. Después de un manejo algebraico, obtenemos la siguiente ecuación reducida en términos de  $b$ ,  $p$  y RTT.

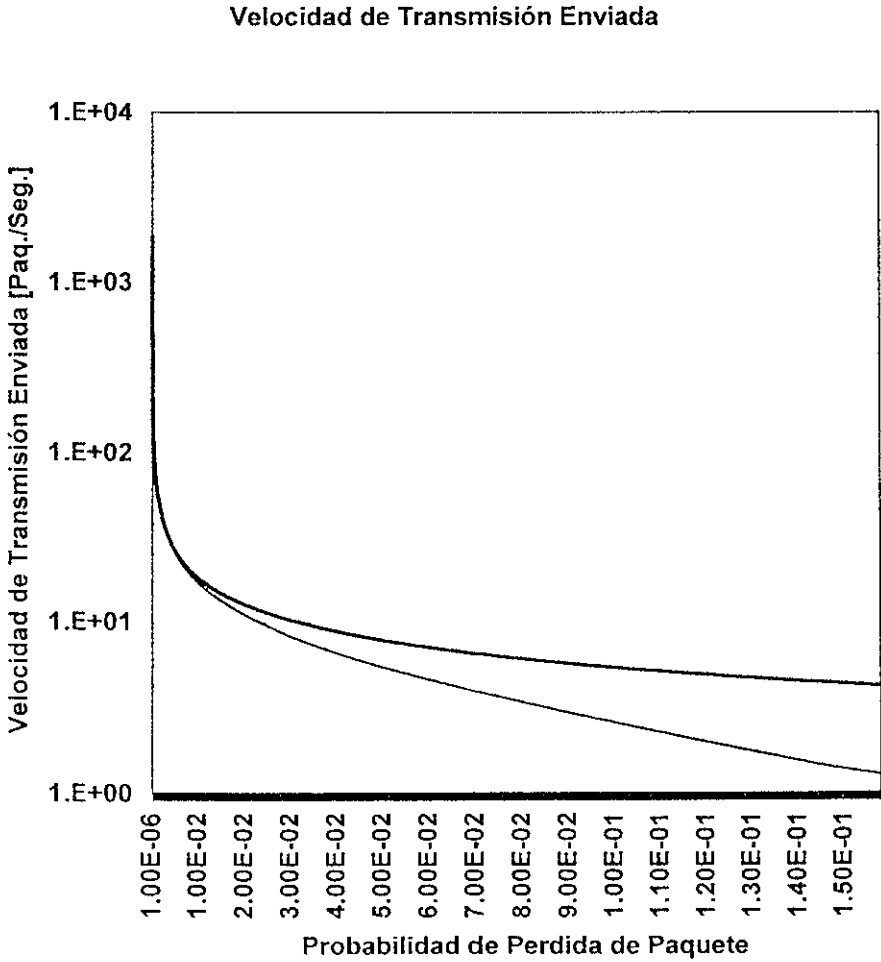
$$B(p) = \frac{[(1-p)/p + (2+b)/3b + \sqrt{((8(1-P))/3bp + ((2+b)/3b)^2)}]}{[(2+b)/6 + \sqrt{((2b(1-P))/3p + ((2+b)/6)^2 + 1)}} / RTT$$

#### Gráfica:

$b = 2$  Paquetes recibidos / ACK

RTT = 0.47 Segundos

$T_o = 2$  Segundos

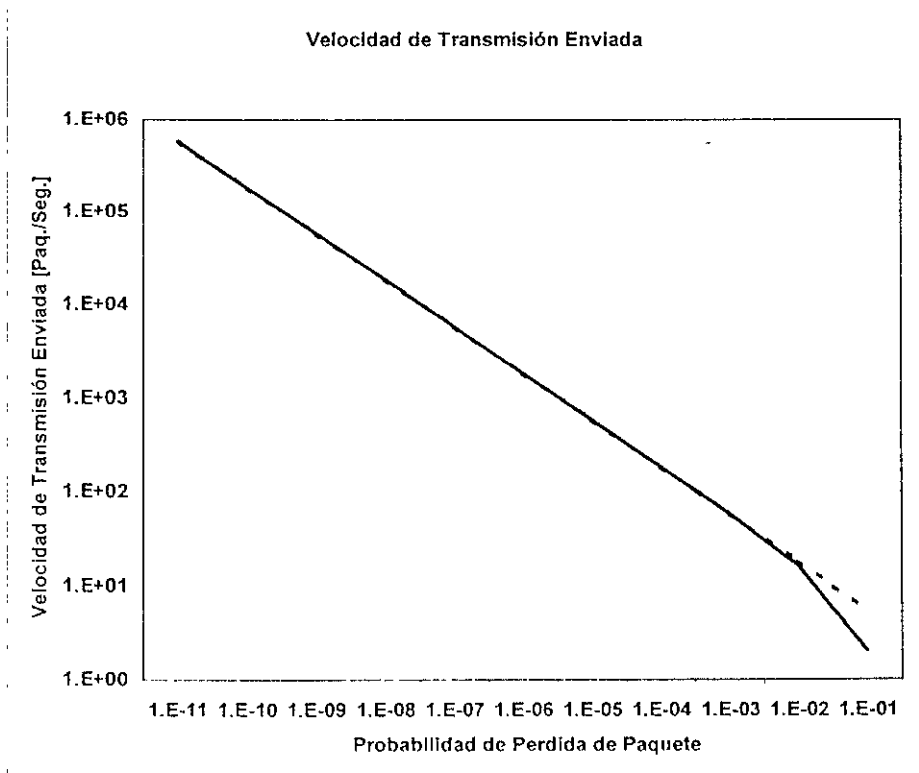


5.2.3 La Detección de Perdidas es de TD ACK's y TO (Time Out=Tiempo de Expiración).

Aquí se define a  $T_o$  como el período de tiempo en espera, el período se duplica  $2T_o$  cada vez que la retransmisión no es exitosa, así teniendo una constante en el período de  $64T_o$  (estándar de TCP-Reno). Teniendo a  $B(p)$  como:

$$B(p) \approx 1 / [RTT (\sqrt{(2bp/3)})+T_o \min((1, (3\sqrt{(3bp/8))))p(1+32p^2)]$$

Gráfica:

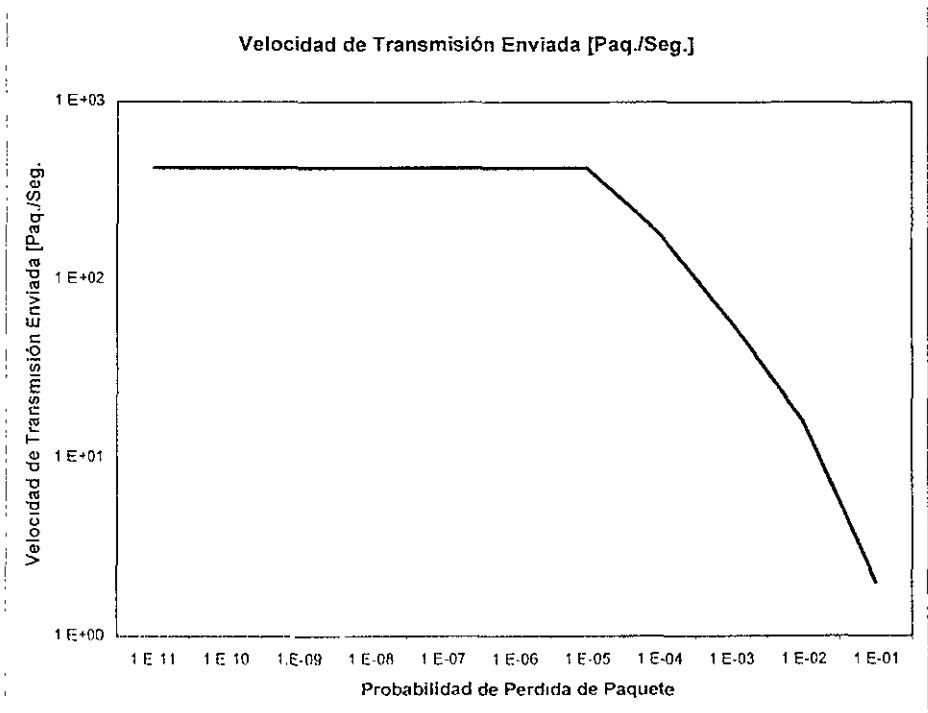


### 5.2.4 Limitación de la Ventana W.

No se considera ninguna limitación en el tamaño de la ventana, cuando se establece una conexión TCP, el receptor advierte que hay un tamaño máximo de buffer, y es determinada la máxima densidad de tráfico en el tamaño de ventana **Wmax**. Teniendo la siguiente ecuación.

$$B(p) = \min [ (W_{max}/RTT) , (1 / (RTT (\sqrt{2bp/3})+T_o \min((1, (3\sqrt{(3bp/8)))p(1+32p^2))))) ]$$

#### Gráfica:



Recordando que la pérdida de paquetes en un único ciclo es independiente de las pérdidas en otros ciclos. En otras investigaciones el proceso de pérdidas de paquetes, en la Internet, es visto como ráfagas. El tiempo de retraso de ida y vuelta (Round Trip Time = RTT) es independiente del tamaño de ventana.

### 5.2.5 Tráfico Efectivo de la Capacidad de Transferencia del Flujo de TCP.

Se calcula el tráfico efectivo de la siguiente manera:

$$T(p) = \begin{cases} [(1-p)/p + W(p)/2 + Q(p,W(p))]/[RTT(W(p) + 1) + (Q(p,W(p))G(p)T_o/1-p)] \\ \text{Para } W(p) < W_m \\ [(1-p)/p + W_m/2 + Q(p,W_m)]/[RTT(W_m/4 + (1-p)/pW_m + 2) + (Q(p,W_m)G(p)T_o/1-p)] \\ \text{Para otro caso.} \end{cases}$$

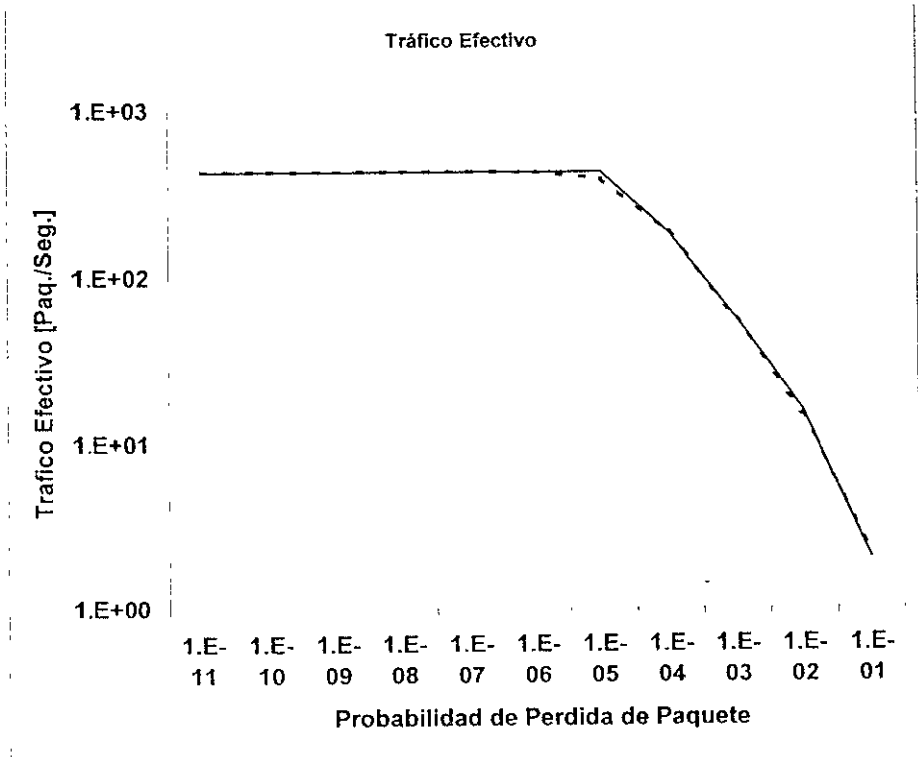
Donde :

$$W(p) = 2/3 + \sqrt{(4(1-p)/3p + 4/9)}$$

$$Q(p,w) = \min[1, ((1-(1-p)^3(1+(1-p)^3(1-(1-p)^*(w-3))))/(1-(1-p)^*(w)))]$$

$$G(p) = 1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6$$

**Gráfica:**



### 5.2.6 Conclusiones

El modelo presentado por la referencia Padhye<sup>[17]</sup> caracteriza el comportamiento de TCP Reno en la fase de Prevención de Congestionamiento.

El modelo tiene como objetivo final obtener una expresión relativamente simple para la tasa de transmisión de un flujo constante de paquetes TCP y su tráfico efectivo asociado.

Esta expresión considera la presencia de tiempos de expiración, y su gran aportación es considerada la inclusión de la variable probabilidad de pérdida de paquete.

[17] Jitendra Padhye " Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation " IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 2, April 2000



### 5.3 Análisis Lampros Kalampoukas

En esta sección se analiza el desempeño de TCP en un canal bidireccional con sesiones transmitiendo datos en ambas direcciones. El análisis Kalampoukas<sup>[16]</sup> dedica su estudio al caso de TCP sobre ATM. Los paquetes TCP en cada dirección comparten el canal con los mensajes de reconocimiento en el sentido opuesto. Además de compartir el canal, ambos tipos de paquetes comparten también las unidades de memoria (buffer) en los nodos terminales.

Este medio compartido sufre una "compresión" en la que los mensajes de reconocimiento llegan a su destino en grupos, lo que ocasiona una degradación en el tráfico efectivo. El objetivo de esta sección es cuantificar esa degradación del desempeño de TCP en un canal bidireccional de tasa limitada de transmisión.

Esta limitación en la tasa esta establecida por la clase de servicio de ATM que determina la tasa disponible "available bit rate" (ABR). Este estudio de tesis parte del caso simétrico, en el que ambas direcciones disponen de la misma capacidad de canal y del caso asimétrico. Los resultados muestran que los parámetros determinantes en la degradación del desempeño de TCP son el tamaño de ventana, las tasas de transmisión y tiempo de respuesta.

Este análisis considera además que las tasas se mantienen constantes durante el periodo de observación y que el canal presenta un retraso constante entre los nodos terminales.

En lo que al proceso TCP de control de tasa se refiere, cada nodo tiene su propio proceso independiente que controla el tamaño de ventana en el sentido de transmisión durante las fases de inicio lento y de prevención de congestión. El tamaño máximo de ventana esta determinado en este estudio en particular por la capacidad del canal, el que se considera libre de pérdida de paquetes

[16] Lampros Kalampoukas "Two way TCP Traffic over Rate Controlled Channels: Effects and Analysis" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 6, No 6, Diciembre de 1998

### 5.3.1 Condiciones para Compresión de Mensajes:

El proceso de compresión se origina desde la fase de inicio lento de tamaño de ventana TCP. Como resultado, al final de esta fase cada conexión TCP transmitirá una ventana de paquetes en grupo, seguido por mensajes de reconocimiento en el sentido contrario.

En principio, para que ocurra compresión de mensajes, la suma de los tamaños de ventana de las dos conexiones debe exceder el producto del ancho de banda por el retraso (ida y vuelta):

$$W_i + W_j > \rho (D_{ij} + D_{ji})$$

Donde:

$W_i, W_j$  son los tamaños de ventana de cada conexión

$\rho$  es la tasa de transmisión [paquetes/seg]

$D_{ij}, D_{ji}$  son los retrasos en el canal en cada sentido, entre los nodos  $i$  y  $j$

El algoritmo de inicio lento asigna el tamaño inicial de ventana en un paquete y la incrementa en un paquete por cada reconocimiento recibido. A medida que la ventana crece, los reconocimientos se acumulan después de los paquetes de datos, siendo transmitidos en grupo.

Este fenómeno de compresión de mensajes se presenta en ambas fases de crecimiento de ventana. La diferencia principal es que el número de mensajes acumulados se incrementa más rápidamente en la fase de inicio lento que en la de prevención de congestión.

Esta compresión es estable, cuando el grupo de mensajes es transmitido, se repite el proceso de acumulación. El tiempo que el canal no transmite reconocimientos es el que se traduce en la reducción del tráfico efectivo, en una o en ambas direcciones, dependiendo de la asimetría de la capacidad del canal.

Las consideraciones y teoremas mas importantes del análisis de Kalampoukas<sup>[16]</sup> se listan a continuación:

### Condición 1:

$$\text{Si } W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$$

Que es solamente una derivación de la consideración inicial.

Entonces:

$$\tau_{i,k+1} = \tau_{i,k} + W_i/\rho$$

$L_{ij}$  y  $L_{ji}$  son los números de paquetes que se requieren para ocupar el canal de un nodo a otro, en cada sentido  $\tau_{i,k}$  representa el tiempo en el que el primer paquete transmitido por el nodo  $i$  durante el "período ocupado"  $k$  llega al nodo  $j$ . Por "período ocupado" se entiende al tiempo de transmisión de ambos grupos de paquetes, de datos y de reconocimiento.

Cada período ocupado de la conexión  $i$  consiste de  $W_i$  paquetes, seguidos de  $W_j$  mensajes de reconocimiento agrupados y seguidos inmediatamente por el siguiente período ocupado. Considerando despreciable el tiempo de transmisión de los reconocimientos, la conexión  $i$  alcanza un tráfico efectivo perfecto.

Sin embargo, el tráfico efectivo de la conexión  $j$  se afecta, ya que sufre un retraso efectivo del tiempo de transmisión de los  $W_i$  paquetes.

Los períodos ocupados de las conexiones estarán separados por el tiempo de transmisión de  $W_i$  paquetes, en un patrón de tipo periódico.

Se define como Eficiencia de conexión a la relación entre el tráfico efectivo de una conexión y su correspondiente capacidad de canal.

[16] Lampros Kalampoukas "Two way TCP Traffic over Rate Controlled Channels: Effects and Analysis" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 6, No 6, Diciembre de 1998

Para el caso que cumple con la condición 1, las eficiencias de ambas conexiones están dadas por:

$$F_i = 1 \quad F_j = W_j/W_i$$

**Condición 2:**

$$Q_j(\tau_{i,k+1}) = \min((W_i + W_j) - (L_{ij} + L_{ji}) - Q_j(\tau_{i,k}), W_j)$$

$Q_j(\tau_{i,k})$  es el tamaño de la línea de espera en el nodo  $j$ , para el instante  $\tau_i$  en el que el primer paquete del período ocupado  $k$  llega al nodo  $j$ . Esta condición indica que el tamaño de la línea de espera es *periódico*:

$$Q_j(\tau_{i,k+2}) = Q_j(\tau_{i,k})$$

Esta observación será útil para calcular el intervalo entre períodos ocupados consecutivos y por lo tanto la eficiencia de cada conexión.

**Condición 3:**

$$\tau_{i,k+2} - \tau_{i,k} = (W_i + W_j)/\rho + (D_{ij} + D_{ji})$$

Que es el tiempo en que una conexión transmite dos períodos ocupados consecutivos. La eficiencia de cada conexión se calcula simplemente dividiendo el número de paquetes transmitidos entre el intervalo, resultando:

**Teorema 1:**

$$F_i = 2W_j / ((W_i + W_j) + (L_{ij} + L_{ji}))$$

$$F_j = 2W_i / ((W_i + W_j) + (L_{ij} + L_{ji}))$$

La idea central resultante de estas condiciones es que, con tráfico en ambos sentidos, el tráfico efectivo de una o ambas conexiones tendrá siempre una degradación, siempre que la suma de los tamaños de ventana sea mayor que el

producto ancho de banda por tiempo de retraso. Además, el tráfico efectivo de una conexión no puede ser incrementado sin degradar el del sentido opuesto.

Sin embargo, el tráfico efectivo de ambas conexiones puede incrementarse aumentando el tamaño de las ventanas. Para implementar esta solución, se debe considerar la consecuencia de largas líneas de espera en los nodos terminales.

### 5.3.2 Análisis para Enlaces Asimétricos.

Los resultados anteriores se extienden al caso asimétrico, donde las tasas de transmisión son diferentes para cada sentido.

Si las tasas son  $\rho_i$  y  $\rho_j$  respectivamente, la condición para compresión de reconocimiento se define por:

$$W_i / \rho_i + W_j / \rho_j > D_{ij} + D_{ji}$$

Que textualmente se describe como que la suma de los tiempos de transmisión de las ventanas de las dos conexiones debe ser mayor que los tiempos de retraso.

#### Teorema 2:

La eficiencia  $F_i$  de la conexión  $i$  en un canal bidireccional de capacidad asimétrica esta dada por la expresión:

$$F_i = 1$$

$$\text{para } W_i / \rho_i > W_j / \rho_j + D_{ij} + D_{ji}$$

$$F_i = 2(W_i / \rho_i) / ((W_i / \rho_i) + (W_j / \rho_j) + (D_{ij} + D_{ji}))$$

$$\text{para } W_j / \rho_j - (D_{ij} + D_{ji}) \leq W_i / \rho_i \leq W_j / \rho_j + D_{ij} + D_{ji}$$

$$F_i = (W_i / \rho_i) / (W_j / \rho_j)$$

Para cualquier otro valor de  $W_i / \rho_i$

Esta ecuación indica que si las tasas de transmisión en ambas direcciones son muy diferentes, la eficiencia de la conexión de mayor capacidad estará limitada por el tiempo de transmisión de la ventana de la conexión de menor capacidad.

### 5.3.3 Evaluación Numérica:

Este trabajo de investigación reproduce el ejemplo de la referencia Kalampoukas<sup>[16]</sup>, adaptando los parámetros de retraso y tasa al caso del canal satelital:

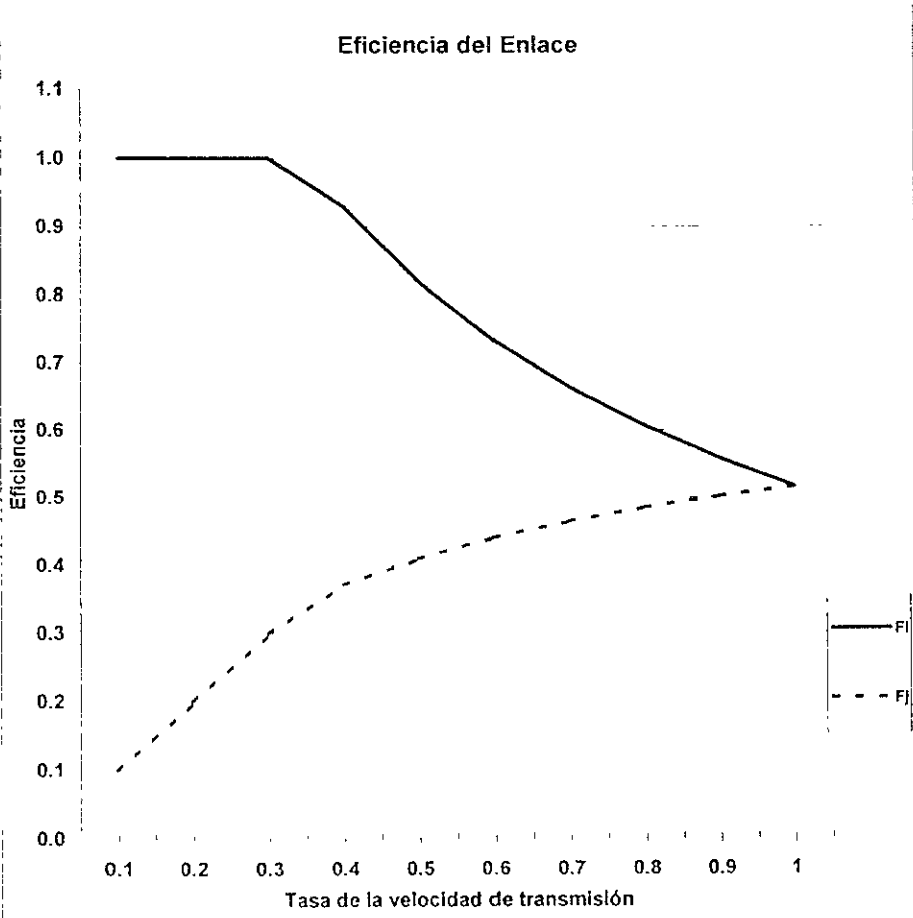
$$W_i = W_j = 128 \text{ kbytes}$$

$$D_{ij} = D_{ji} = 0.47 \text{ segundos}$$

La conexión  $j$  cuenta con una capacidad constante de **2.048 Mbps**

La conexión  $i$  tiene tasa variable y es referida a la tasa  $j$ .

<sup>[16]</sup> Lampros Kalampoukas "Two way TCP Traffic over Rate Controlled Channels: Effects and Analysis" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 6, No 6, Diciembre de 1998



La figura muestra la Eficiencia de ambas conexiones en función de la tasa  $i$ . En la sección inicial, cuando  $i$  tiene un ancho de banda bajo, recibe los mensajes de reconocimiento a una tasa mucho más alta, lo que hace a la conexión  $i$  muy eficiente

La conexión  $j$ , en cambio, tiene muy baja eficiencia, que crece linealmente a medida que crece la tasa de  $i$ .

La segunda sección, que ocurre a una tasa relativa de  $i$  de **0.4** aproximadamente, la eficiencia de la conexión  $i$  empieza a decrecer y la de la conexión  $j$  deja de ser lineal.

En el caso extremo, cuando ambas conexiones tienen la misma tasa, tienen una eficiencia común de **51.5%**.

Esto significa que para este caso simétrico en particular se desperdicia un **48.5%** de la capacidad del canal en cada sentido por el efecto de compresión de reconocimientos.

Esta gráfica demuestra también que la degradación del tráfico efectivo debido a la compresión de reconocimientos en canales bidireccionales es más severa en el caso asimétrico que en el caso simétrico.



### 5.3.4 Conclusión.

Se observó el fenómeno de compresión de reconocimientos y su efecto en la degradación del tráfico efectivo en canales asimétricos. Siendo este análisis dedicado al caso de un canal bidireccional, el fenómeno se presenta en los casos de múltiples conexiones en el canal de tasa constante.

Entre las soluciones mas sugeridas se encuentran el colocar los reconocimientos como apéndices de los datos en el sentido opuesto ("piggybacking") y el de combinar múltiples reconocimientos en uno solo.

La solución propuesta por Kalampoukas<sup>[16]</sup> es mas específica y consiste en separar los paquetes de datos de los mensajes de reconocimiento en diferentes unidades de memoria y transmitirlos por canales virtuales independientes.

Como segunda opción, se sugiere también implementar una escala de prioridades de transmisión, en el que los reconocimientos son transmitidos a medida que son generados en el nodo, con prioridad sobre los paquetes de datos

<sup>[16]</sup> Lampros Kalampoukas "Two way TCP Traffic over Rate Controlled Channels: Effects and Analysis" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 6, No 6, Diciembre de 1998.

## CONCLUSIONES GENERALES

---

Esta investigación aporta en su mayoría, la descripción del comportamiento de TCP sobre canales satelitales y la evaluación del desempeño del protocolo, considerando diferentes variables, escenarios y métricas.

Desde el inicio del análisis de acceso múltiple, se ha podido constatar que para caracterizar la capacidad y eficiencia de un canal satelital, se requiere llegar al análisis del enlace hasta nivel Transporte.

Se incluyeron parámetros cuya influencia es obvia en la caracterización de canales de esta naturaleza, tales como: capacidad física del canal, patrones de tráfico y tiempo de respuesta.

También se encontraron funciones y variables no tan obvias como capacidad de memoria buffer en los extremos del enlace, la asimetría del canal y otras que usualmente han sido consideradas independientes, como probabilidad de pérdida de paquete y patrón de tráfico de los mensajes de reconocimiento.

En cuanto a soluciones notables, se enfatiza el valor de soluciones de "fuerza bruta", como diseño de canales de baja tasa de error, del orden de  $10^{-8}$ .

Con relación a las soluciones más sofisticadas, hay un gran esfuerzo desplegado en varios campos, entre los que destacan las modificaciones substanciales al diseño del protocolo y el procesamiento adicional en los nodos.

Desde los primeros diseños, análisis de métodos de acceso múltiple y protocolos de diversos niveles, se ha llegado a tener una conciencia real del alto costo de la eficiencia y la inteligencia de una red que utiliza un canal satelital, el cual tiene potencial y a su vez limitaciones.

A lo largo de este estudio se menciona el gran beneficio del valor agregado en el protocolo de Transporte. Este valor tiene un costo, el cual se analiza en el capítulo número cinco, en términos medibles.

Estos parámetros deben ser considerados para estudios subsecuentes, el diseño de un canal, y, además ofrecer mayor calidad en los servicios.

## TÉRMINOS TÉCNICOS

---

1. **ACK Starvation.** Es la ausencia de mensajes de reconocimiento (ACKs) porque se quedaron atorados en el buffer, o por que otro subcanal esta utilizando mucha capacidad del canal de regreso.
2. **ANYCAST:** comunicación con selección de servicios.
3. **Backbone.** Red principal.
4. **Black hole** (agujero negro). Término de ruteo para describir un área dentro de un a red donde los paquetes ingresan, pero no abandonan la red, debido a condiciones adversas o a la configuración pobre del sistema en una parte de la red.
5. **Bottleneck link.** Enlace de cuello de botella o enlace de embotellamiento.
6. **BROADCAST:** es parecido a multicast, con la diferencia de que las señales son para todos aquellos que tengan el aparato receptor radio y/o televisión; con excepción de radio y televisión por la Internet.
7. **Burst.** Ráfaga, grupo de paquetes que llegan juntos por ráfagas.
8. **Circuito Virtual.** En la conmutación de circuito virtual, la diferencia de los datagramas, es necesario establecer una trayectoria entre origen y destino (circuito virtual) mediante el envío de un paquete de establecimiento de conexión, antes de enviar paquetes de información. Todos los paquetes siguen una sola trayectoria, es decir, la trayectoria del circuito virtual, por lo que en este caso todos los paquetes llegan en secuencia al receptor. Ejemplos de protocolos que utilizan ésta técnica son: X.25. Frame Relay y ATM, entre los más importantes.

9. **CONCAST:** varios usuarios envían datos a un usuario, ejemplo, elecciones electorales con computadoras o enviar resultados a una empresa para su análisis.
10. **Conmutación de Circuitos.** Usado en redes telefónicas. Siempre debe existir una conexión (circuito) entre el origen y el destino, antes del inicio de la transferencia de información. El circuito permanece establecido por el tiempo que dura dicha transferencia de información. El retardo en la red es casi constante. Esta basado en el principio TDM, lo que lo hace inflexible a requerimientos de cambios de velocidad por parte de los usuarios, además de que no puede compartirse entre varios usuarios.
11. **Conmutación de Mensajes.** No es necesario establecer una trayectoria antes de transferir datos, cada mensaje lleva suficiente información para llegar a su destino. El tamaño del mensaje no está limitado. Los beneficios de utilizar esta técnica consiste en que se incrementa la eficiencia del canal, se reduce la congestión al almacenar temporalmente los mensajes, además de que un mensaje puede ser enviado a varios destinos. Las limitaciones que presenta esta técnica son principalmente que los dispositivos de almacenamiento-reexpedición requieren gran capacidad de memoria y que la conmutación de mensajes no es compatible con muchos sistemas en tiempo real.
12. **Conmutación de Paquetes.** Esta se deriva de la conmutación de mensajes, con la diferencia de que el tamaño de los mensajes (paquetes) es limitado a un tamaño máximo. Existen dos métodos de conmutación de paquetes: DATAGRAMAS Y CIRCUITOS VIRTUALES. Los beneficios de utilizar esta técnica son principalmente que no se requiere de gran cantidad de memoria de almacenamiento en los nodos de conmutación, enrutamiento de paquetes en caso de congestión del canal y se maximiza la eficiencia del canal de transmisión. Las limitaciones de ésta técnica consisten en que los protocolos para conmutación de paquetes son relativamente más complejos y por lo tanto existe una mayor posibilidad de que los paquetes se pierdan, además de que el retardo en la red puede ser grande y variable.

13. **Datagram** (datagrama). Es la agrupación lógica de información que se envía como una unidad de la capa de red por un medio de transmisión, sin el establecimiento previo de un circuito virtual. Los datagramas IP son las unidades de información de mayor importancia en la Internet. En la conmutación de paquetes modo datagrama, cada paquete es procesado y transmitido independientemente. Los paquetes dirigidos desde un mismo destino pueden llegar en un orden diferente al que fueron enviados. Algunos protocolos que utilizan la técnica de datagramas son: IPX de las redes NOVELL, IP de la Internet y la mayoría de los protocolos de redes LAN, como son Ethernet, Token Ring, etc.
14. **El Valor De 64To**. Es el estándar de TCP Reno.
15. **Flash update** (actualización rápida). Actualización de ruteo enviada de manera asincrónica en respuesta a un cambio en la topología de la red.
16. **Full Pipe**. Canal saturado o máximo tráfico en el canal.
17. **INTERNET ASIMÉTRICO**: El tráfico de la Internet tiene la característica de ser asimétrico por naturaleza puesto que típicamente se envía más información en un sentido de la vía de transmisión que en otro. Dado que los satélites pueden ser fácilmente configurados como asimétricos se puede aprovechar la sinergia cercana entre éstos y la Internet y capitalizar la naturaleza asimétrica del tráfico. Por otro lado, dado que los usuarios pueden configurar sus enlaces como asimétricos, no hay necesidad de pagar más que por la amplitud de banda que se necesita. Así, los satélites son la solución comúnmente más eficiente y el medio más efectivo en cuanto a costos para transmitir el tráfico de la Internet.
18. **Internetwork** (interred). Conjunto de redes que están interconectadas a través de ruteadores y otros dispositivos que funcionan (en general) como una sola red.
19. **Internetworking** (interconectividad). Término general para referirse a la industria que ha surgido en torno al problema de la conexión de redes. Este término se puede referir a productos, tecnologías y procedimientos.

20. **Interoperability** (interoperabilidad). Característica que permite a los equipos de computación fabricados por diferentes proveedores, comunicarse con otro u otros exitosamente a través de una red.
21. **Jitter** (desfasamiento). Distorsión en las líneas telefónicas analógicas, provocada por la variación de una señal desde sus posiciones de temporización de referencia. El desfasamiento puede provocar pérdidas de datos, sobre todo a altas velocidades.
22. **Loss Indication**. Indicativo (o detección) de pérdida.
23. **MULTICAST**: transmite datos a uno o más usuarios (grupos específicos). Es un apartado de la emisión (broadcast) que amplía el concepto de éste al permitir enviar una transmisión a muchos usuarios en un grupo definido más no necesariamente a todos los usuarios del grupo.
24. **MULTIPEER**: comunicación de uno a varios usuarios o viceversa. Y aquí se derivan multicast, unicast y concast.
25. **NetWare**. Es un NOS (Sistema Operativo de Red) distribuido, muy popular, desarrollado por Novell. Proporciona acceso a archivos remotos de forma transparente y muchos otros servicios distribuidos de red.
26. **Normalized Asymmetry**. Asimetría normalizada, según Lakshman no considera el cociente de los tamaños de paquetes, solamente el cociente del número de ellos.
27. **Peer-to-peer computing** (computación entre equivalentes). Ésta ocurre cuando cada uno de los dispositivos de la red ejecuta las partes del cliente y servidor de una aplicación. Asimismo describe la comunicación entre implementaciones de la misma capa del modelo de referencia OSI en dos dispositivos de red diferentes.
28. **Queue**. Línea de espera.
29. **Random loss**. Pérdida aleatoria, paquete que se detecta con error no corregible, lo que inhabilita, y se declara perdido.

30. **Rate queue** (agregado de tasa). Valor asociado con uno a más circuitos virtuales y que define la tasa a que un circuito virtual individual transmitirá información hacia el extremo remoto. Cada agregado de tasa representa una porción de todo el ancho de banda disponible en un enlace de ATM. El ancho de banda combinado de todos los agregados de tasas configurados no debe exceder el ancho de banda total disponible.
31. **Rate**. Velocidad de transmisión.
32. **Raw Asymmetry**. Es la relación entre tráficos del canal de ida sobre el de regreso, considerando el tamaño de paquete.
33. **Round Robin**. Es cuando los diferentes usuarios accedendo un canal tienen oportunidad de hacerlo uno por uno, no hay nada aleatorio ni oportunidad de que uno "se cuelgue del canal".
34. **Rounds**. Ciclos.
35. **Round Trip Time (RTT)**. Tiempo de respuesta o tiempo de retraso ida y vuelta. Tiempo de viaje de ida y vuelta de un paquete.
36. **Routing update** (actualización del ruteo). Es un mensaje enviado desde un ruteador para indicar cuales son los lugares alcanzables de la red e información asociada con los costos. Las actualizaciones de ruteo se envían habitualmente a intervalos regulares y después de un cambio en la topología de la red.
37. **Ruteador**. Es un aparato de la red que determina la vía óptima a la cual se debe dirigir el tráfico de la misma. Los ruteadores envían paquetes de una red a otra basándose en la información estratificada de la red.
38. **Threshold**. Límite o umbral.
39. **Throughput**. Tráfico efectivo



40. **Through-traffic.** Tráfico en tránsito o tráfico de escala.
41. **Time Out (TO).** Tiempo de expiración o tiempo fuera. Es un evento que se presenta cuando un dispositivo de red espera escuchar a otro dispositivo de red dentro de un periodo específico de tiempo, pero la respuesta no llega. El tiempo fuera que resulta, en general provoca la retransmisión de la información o la disolución de la sesión entre los dos dispositivos.
42. **Timer.** Contador de tiempo.
43. **UNICAST:** éste tipo de comunicación es semejante la comunicación de punto a punto. La aplicación de unicast transmite una copia de cada paquete a cada receptor.

## BIBLIOGRAFÍA

---

### Capítulo 1

- [1]. Ralph Wittmann and Martina Zitterbart, "**Multicast Communication: Protocols and Applications**", ed. Morgan Kaufmann Publishers, 2000
- [2]. Elbert, Bruce R., "**Introduction to Satellite Communication**", TK5104.E53
- [3]. [www.comsoc.org/ieee](http://www.comsoc.org/ieee)
- [4]. [www.comsat.com.mx](http://www.comsat.com.mx)

### Capítulo 2

- [5]. N. Abramson, "**The Throughput of Packet Broadcasting Channels**", Vol. COM-25, No.1, pp 117-128, Jan. 1977.
- [6]. L. Roberts, "**Dynamic Allocation of Satellite Capacity Through Packet Reservation**", Proc. Nat. Comp. Conf., NCC '73, pp 711-716.
- [7]. (3,Vol.1) L. Kleinrock, "**Queueing Systems**", New York, Wiley, 1976

## Capítulo 3

- [8]. Tanenbaum, Andrew S., **Computer Networks, 3ª edition, Prentice-Hall, 1996.**
- [9]. Black, Uyles, **“TCP/IP and Related Protocols”, TX5105.5 B53.**
- [10]. Rom, Raphael, **“Multiple Access Protocols”, TK5105.5 R65.**
- [11]. Comer, Douglas E., **Internetworking with TCP/IP, 3ª edition, Prentice-Hall, 1995.**

## Capítulo 4

- [12]. **IEEE/ACM Transactions on Networking**
- [13]. **[www.ieee.com](http://www.ieee.com)**
- [14]. Comer, Douglas E., **Internetworking with TCP/IP, 3ª edition, Prentice-Hall, 1995.**

## Capítulo 5

- [15]. T.V. Lakshman " **TCP/IP Performance with Random Loss and Bidirectional Congestion**" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 5, October 2000.
- [16]. Lampros Kalampoukas: "**Two way TCP Traffic over Rate Controlled Channels: Effects and Analysis**" IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 6, No 6, Diciembre de 1998.
- [17]. Jitendra Padhye " **Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation** " IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 8, No 2, April 2000.
- [18]. T.V. Lakshman " **The Performance of TCP/IP for Networks Bandwidth-Delay Products and Random Loss** " IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol 5, No 3, June 1997.