

Centro de Investigación Científica y de Educación Superior de Ensenada



**REENVIO ACELERADO PARA MEJORAR EL
DESEMPEÑO DE APLICACIONES MULTIMEDIA
EN UNA RED IP SOBRE ATM, UTILIZANDO
EL SERVICIO ABR**

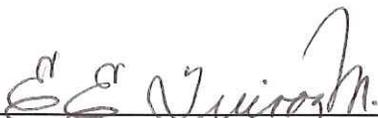
**TESIS
MAESTRIA EN CIENCIAS**

ALEJANDRO TALAVERA MARTINEZ

Ensenada, Baja Cfa., Mexico.

Mayo de 2000.

TESIS DEFENDIDA POR
Alejandro Talavera Martínez
Y APROBADA POR EL SIGUIENTE COMITÉ



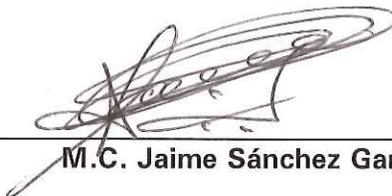
M.C. Ernesto Quiroz Morones

Director del Comité



Dr. David Covarubias Rosales

Miembro del Comité



M.C. Jaime Sánchez García

Miembro del Comité

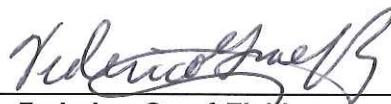
Dr. Pedro Negrete Regagnon

Miembro del Comité



Dr. José Luis Medina Monroy

*Jefe del Departamento de
Electrónica y Telecomunicaciones*



Dr. Federico Graef Ziehl

Director de Estudios de Posgrado

2 de Mayo del 2000

CENTRO DE INVESTIGACIÓN CIENTÍFICA Y DE
EDUCACIÓN SUPERIOR DE ENSENADA



DIVISIÓN DE FÍSICA APLICADA

DEPARTAMENTO DE
ELECTRÓNICA Y TELECOMUNICACIONES

***REENVÍO ACELERADO PARA MEJORAR EL DESEMPEÑO DE
APLICACIONES MULTIMEDIA EN UNA RED IP SOBRE ATM,
UTILIZANDO EL SERVICIO ABR***

TESIS

Que para cubrir parcialmente los requisitos necesarios para obtener
el grado de MAESTRO EN CIENCIAS presenta:

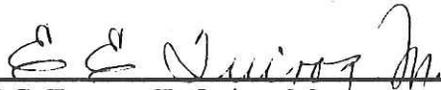
ALEJANDRO TALAVERA MARTÍNEZ

Ensenada, Baja California, México. Mayo del 2000

RESUMEN de la Tesis de **Alejandro Talavera Martínez**, presentada como requisito parcial para la obtención del grado de MAESTRO EN CIENCIAS en ELECTRÓNICA Y TELECOMUNICACIONES. Ensenada, Baja California, México. Mayo del 2000.

REENVÍO ACELERADO PARA MEJORAR EL DESEMPEÑO DE APLICACIONES MULTIMEDIA EN UNA RED IP SOBRE ATM, UTILIZANDO EL SERVICIO ABR

Resumen aprobado por:


M.C. Ernesto E. Quiroz Morones
Director del comité de tesis

Actualmente, el acelerado desarrollo de Internet y los cada vez más estrictos servicios requeridos por los usuarios de redes de comunicaciones, han llevado a la industria de las telecomunicaciones a buscar alternativas para proveer un mejor servicio que el actual “mejor esfuerzo” tradicionalmente otorgado por Internet. Usualmente este tipo de servicios es requerido por las aplicaciones multimedia, las cuales tienen requisitos estrictos en retardos, tasa de pérdidas y ancho de banda. La utilización de ATM (Asynchronous Transfer Mode) como plataforma de transporte para tráfico IP (Internet Protocol), presenta una alternativa importante para cumplir los estrictos requisitos mencionados.

En este trabajo analizamos el comportamiento del tráfico multimedia IP sobre una red ATM. Para ello hacemos uso de la propuesta contenida en el enfoque clásico de IP sobre ATM (CIOA). El trabajo se centra en una red privada virtual, con usuarios ejecutando aplicaciones de video sobre IP, voz sobre IP y datos sobre IP. Consideramos el caso de un usuario concentrando el tráfico generado por las tres aplicaciones, como un solo flujo de tráfico a través de la red ATM utilizando una conexión ABR. Esto con la intención de observar cual es la mínima cantidad de recursos que necesita ser reservada para poder transportar el tráfico a través de la red sin violaciones a los requerimientos multimedia.

Debido a que CIOA sigue un obvio comportamiento por saltos, proponemos aplicar el concepto de reenvío acelerado (EF – Expedited Forwarding), para satisfacer los requerimientos del tráfico multimedia. EF es un mecanismo propuesto por la IETF para servicios diferenciados (DiffServ) en Internet. En nuestro caso es utilizado para conseguir un servicio de extremo a extremo con pérdidas bajas, retardos bajos y ancho de banda garantizado en una red privada virtual.

Creamos diferentes escenarios para probar nuestro modelo bajo distintas condiciones para el EF: dos prioridades, tres prioridades y sin aplicar EF. Además utilizamos los escenarios anteriores bajo cuatro diferentes configuraciones, asumiendo respectivamente: ausencia de tráfico de fondo VBR en la red, uso de tráfico de fondo VBR con distribución de Poisson, tráfico de fondo VBR con comportamiento Auto-similar Alfa-estable y el uso de dos subredes lógicas IP.

Todos los modelos fueron realizados con la herramienta de simulación OPNET.

Palabras clave: *IP sobre ATM, Comunicaciones Multimedia, Servicios Diferenciados.*

ABSTRACT of the Thesis of **Alejandro Talavera Martínez**, presented as a partial requirement to obtain the MASTER IN SCIENCES degree in ELECTRONICS AND TELECOMMUNICATIONS, Ensenada, Baja California, México. May 2000.

USE OF EXPEDITED FORWARDING TO IMPROVE THE PERFORMANCE OF MULTIMEDIA APPLICATIONS IN AN IP OVER ATM NETWORK, USING ABR SERVICE

Today, the accelerated Internet development and the much stricter services required by the network users have driven the telecommunications industry to find a way to provide a better service than the best-effort service traditionally provided by the Internet. Usually these services are required by multimedia applications, which need strict requirements in delay, loss ratio and bandwidth. The use of ATM (Asynchronous Transfer Mode) to transport IP (Internet Protocol) traffic is an important alternative to reach the above mentioned multimedia requirements.

In this study we analyze the behavior of multimedia IP traffic, running over an ATM network. We use the approach proposed in Classical IP over ATM (CIOA). The work focuses on a virtual private network, with users sending video over IP, voice over IP and data over IP. We consider the case of a user concentrating traffic from different sources and sending them as a single traffic stream through an ATM network using an ABR connection. The objective is to see what is the minimum amount of resources that need to be reserved in order to carry the traffic across the network without multimedia requirements violations.

Due to the fact that CIOA follows an obvious per hop behavior, we propose to apply the concept of Expedited Forwarding (EF), to satisfy the requirements of the multimedia traffic. EF is a mechanism proposed by the IETF for Differentiated Services (DiffServ) on the Internet. In our case, it is used to build an end to end service for the aggregate traffic with low loss, low latency and assured bandwidth through a private network.

We developed different scenarios to test our model under distinct EF conditions: two priorities EF, three priorities EF or without EF. Also we are running the above mentioned scenarios for four different cases, each assuming respectively: No VBR background traffic in the network, Poisson distributed VBR background traffic in the network, Alfa-stable Self-similar VBR background traffic in the network and the use of two logical IP subnetworks.

All our models were made in the OPNET simulation tool.

Keywords: IP over ATM, Multimedia Communications, Differentiated Services.

*Con todo mi amor para Danitza...
gracias por tu motivación, cariño y paciencia, sin tu apoyo
no hubiera sido posible esta tesis...*

AGRADECIMIENTOS

Doy gracias a Dios por ayudarme a concluir con una etapa más en mis estudios.

Agradezco a mi director M.C. Ernesto E. Quiroz Morones por su guía en la elaboración de este trabajo, así como el hacer posible la obtención de los recursos tecnológicos invertidos en esta tesis.

Al Dr. Dimitrios Makrakis, miembro de mi comité de tesis, por su enorme aportación, paciencia y el facilitar los recursos del Centro de Investigación en Ingeniería Avanzada de las Comunicaciones de la Universidad del Oeste de Ontario, para la investigación y desarrollo de mi tesis.

Al Dr. José Rosario Gallardo por su gran ayuda en la obtención y presentación de los resultados que aquí se muestran. Gracias por tus críticas y consejos.

A los miembros de mi comité de tesis: Dr. David Covarrubias Rosales, M.C. Jaime Sánchez García y Dr. Pedro Negrete Regagnon, gracias por sus consejos y guía.

Al CICESE, de manera muy especial al plantel de profesores, investigadores y personal del Departamento de Electrónica y Telecomunicaciones por sus conocimientos y apoyo durante mi estancia en esta Institución.

A mis compañeros y amigos, gracias por su compañía y ayuda.

De manera muy especial agradezco todo el apoyo en esta etapa de mis estudios a mis padres Cristina y Octavio, y a mis hermanos Edna, Elvia, Isabel, Beto, Fernando y Pedro.

Gracias a Jhonatan y Albert por su gran ayuda, gracias a ustedes pude “escribir” esta tesis.

Agradezco al Consejo Nacional de Ciencia y Tecnología (CONACyT), por la beca otorgada a mi persona para apoyar mis estudios de Maestría y la realización de este trabajo.

CONTENIDO

| | Página |
|---|-----------|
| CAPÍTULO I - INTRODUCCIÓN | 1 |
| I.1 ANTECEDENTES..... | 1 |
| I.2 PLANTEAMIENTO DEL PROBLEMA | 2 |
| I.3 OBJETIVO GENERAL | 3 |
| I.3.1 Objetivos Específicos: | 3 |
| I.3.2 Metodología..... | 3 |
| I.4 METAS | 4 |
| I.5 INFRAESTRUCTURA | 5 |
| I.6 ORGANIZACIÓN DE LA TESIS | 6 |
| CAPÍTULO II - CONCEPTOS EN REDES IP Y ATM..... | 7 |
| II.1 INTRODUCCIÓN | 7 |
| II.2 REDES IP..... | 8 |
| II.2.1 Modelo de Internet | 8 |
| II.2.2 Protocolo Internet..... | 15 |
| II.2.3 Protocolo de Control de Transmisión..... | 20 |
| II.3 REDES ATM | 25 |
| II.3.1 Arquitectura del Modo de Transferencia Asíncrona | 25 |
| II.3.2 Calidad de Servicio en Redes ATM..... | 33 |
| II.3.3 Servicios y Capas de Adaptación | 34 |
| CAPÍTULO III - INTEGRACIÓN DE IP SOBRE ATM..... | 41 |
| III.1 INTRODUCCIÓN..... | 41 |
| III.2 PARADIGMAS IP - ATM | 42 |
| III.3 EMULACIÓN DE RED DE ÁREA LOCAL | 43 |
| III.4 MODELO CLÁSICO DE IP SOBRE ATM..... | 44 |
| III.4.1 Subred Lógica IP..... | 46 |
| III.4.2 Protocolo de Resolución de direcciones ATM..... | 48 |
| III.5 SOBREENCABEZADO EN REDES IP-ATM | 53 |
| III.6 ENRUTAMIENTO EN IP SOBRE ATM | 57 |

CONTENIDO

(CONTINUACIÓN...)

| | Página |
|---|------------|
| III.6.1 Clasificación del Enrutamiento de Atajo en Redes IP/ATM | 59 |
| III.7 CALIDAD DE SERVICIO EN IP-ATM..... | 62 |
| CAPÍTULO IV - DESCRIPCIÓN E IMPLEMENTACIÓN DEL MODELO | 66 |
| IV.1 INTRODUCCIÓN..... | 66 |
| IV.2 DESCRIPCIÓN DEL MODELO | 67 |
| IV.3 ESCENARIOS DE RED | 72 |
| IV.4 IMPLEMENTACIÓN DEL MODELO | 75 |
| IV.4.1 Anfitriones Transmisor y Receptor..... | 76 |
| IV.4.2 Nodo Conmutador ATM..... | 83 |
| IV.4.3 Fuentes de Tráfico..... | 84 |
| IV.5 PARÁMETROS DE LA SIMULACIÓN | 89 |
| IV.5.1 Requerimientos del Tráfico Multimedia:..... | 89 |
| IV.6 MEDIDAS DE DESEMPEÑO. | 90 |
| IV.6.1 Retardo de Extremo a Extremo..... | 90 |
| IV.6.2 Tasa de Pérdidas. | 91 |
| IV.6.3 Caudal Eficaz/Carga Ofrecida. | 91 |
| IV.6.4 Goodput..... | 91 |
| CAPÍTULO V - ANÁLISIS DE RESULTADOS | 93 |
| V.1 INTRODUCCIÓN..... | 93 |
| V.2 SIMULACIONES SIN TRÁFICO VBR DE FONDO. | 94 |
| V.3 SIMULACIONES UTILIZANDO TRÁFICO VBR DE FONDO CON DISTRIBUCIÓN DE POISSON. | 99 |
| V.4 SIMULACIONES UTILIZANDO TRÁFICO VBR DE FONDO AUTO-SIMILAR ALFA-ESTABLE..... | 103 |
| V.5 SIMULACIONES UTILIZANDO DOS SUBREDES LÓGICAS IP. | 108 |
| CAPÍTULO VI - CONCLUSIONES Y RECOMENDACIONES..... | 112 |
| VI.1 CONCLUSIONES | 112 |

C O N T E N I D O
(C O N T I N U A C I Ó N . . .)

| | Página |
|--|------------|
| VI.2 RECOMENDACIONES..... | 114 |
| VI.3 TRABAJO FUTURO. | 115 |
| REFERENCIAS..... | 116 |
| ACRÓNIMOS Y ABREVIACIONES | 122 |

LISTA DE FIGURAS

| | Página |
|--|--------|
| FIGURA 1 - (A) PUNTO DE VISTA DEL USUARIO, (B) ESTRUCTURA DE LAS REDES FÍSICAS Y ENRUTADORES QUE PROPORCIONAN LA INTERCONEXIÓN..... | 9 |
| FIGURA 2 - LAS CINCO TIPOS DE DIRECCIONES IPv4..... | 10 |
| FIGURA 3 - PROTOCOLO ARP PARA DETERMINAR LA DIRECCIÓN FÍSICA DE Y. (A) EL ANFITRIÓN TRANSMITE POR DIFUSIÓN UNA SOLICITUD ARP QUE CONTIENE LA DIRECCIÓN IP DE Y, (B) Y ENVÍA UNA RESPUESTA ARP CON SU DIRECCIÓN IP Y SU DIRECCIÓN FÍSICA..... | 14 |
| FIGURA 4 - ENCAPSULACIÓN DE UN PAQUETE IP EN UNA TRAMA | 17 |
| FIGURA 5 - EJEMPLO DE UNA RED CON 4 REDES Y 3 ENRUTADORES, (B) TABLA DE ENRUTAMIENTO DE X..... | 18 |
| FIGURA 6 - ALGORITMO UTILIZADO POR IP PARA DIRECCIONAR UN PAQUETE IP..... | 19 |
| FIGURA 7 - (A) PROTOCOLO DE VENTANA DESLIZANTE CON OCHO PAQUETES EN LA VENTANA, (B) MOVIMIENTO DE LA VENTANA QUE PERMITE LA TRANSMISIÓN DE OTRO PAQUETE | 23 |
| FIGURA 8 - MODELO DE REFERENCIA ATM | 28 |
| FIGURA 9 – CONFIGURACIÓN DE UNA TRAYECTORIA DE TRANSMISIÓN ATM, COMPUESTA POR TRAYECTORIAS VIRTUALES Y CIRCUITOS VIRTUALES | 29 |
| FIGURA 10 – (A) ENCABEZADO DE UNA CELDA ATM EN LA UNI. (B) ENCABEZADO DE UNA CELDA ATM EN LA NNI..... | 30 |
| FIGURA 11 - (A) ESTABLECIMIENTO Y (B) LIBERACIÓN DE UNA CONEXIÓN EN UNA RED ATM..... | 33 |
| FIGURA 12 - EL MODELO DE ADMINISTRACIÓN DE TRÁFICO ABR: FUENTE, CONMUTADOR, DESTINO Y CELDAS RM | 39 |
| FIGURA 13 - SUBRED LÓGICA IP..... | 46 |
| FIGURA 14 - DOS LIS INTEGRADAS EN LA MISMA RED ATM..... | 47 |
| FIGURA 15 - CONFIGURACIÓN LÓGICA DE DOS LIS EN LA MISMA RED ATM | 48 |
| FIGURA 16 - FORMATO DE UN PAQUETE ATMARP EN EL SE UTILIZAN 20 BYTES PARA LAS DIRECCIONES ATM, COMO LO RECOMIENDA EL FORO ATM..... | 50 |
| FIGURA 17 - MODELO DE LA INTEGRACIÓN IP-ATM APLICANDO EL REENVÍO ACELERADO | 68 |
| FIGURA 18 - ADICIÓN DEL ENRUTADOR AL MODELO..... | 69 |
| FIGURA 19 - CONFIGURACIÓN DE LA RED EN OPNET | 73 |

LISTA DE FIGURAS

(CONTINUACIÓN...)

| | Página |
|---|--------|
| FIGURA 20 - CONFIGURACIÓN INCLUYENDO UN ENRUTADOR | 74 |
| FIGURA 21 - MODELO DE REFERENCIA DEL ANFITRIÓN..... | 77 |
| FIGURA 22 - IMPLEMENTACIÓN, A NIVEL DE NODO, DEL ANFITRIÓN IP-ATM, EN OPNET..... | 78 |
| FIGURA 23 - IMPLEMENTACIÓN, A NIVEL DE NODO, DEL CONMUTADOR ATM EN OPNET..... | 84 |
| FIGURA 24 - GENERADOR DE TRÁFICO DE VIDEO MPEG | 86 |
| FIGURA 25 - PÉRDIDAS DE VOZ, SIN TRÁFICO VBR DE FONDO EN LA RED | 94 |
| FIGURA 26 - PÉRDIDAS EN VIDEO, SIN TRÁFICO VBR DE FONDO EN LA RED | 95 |
| FIGURA 27 - TASA MEDIA DE RETARDO EN LA APLICACIÓN DE VOZ, SIN TRÁFICO VBR DE FONDO EN LA RED | 96 |
| FIGURA 28 - TASA MEDIA DE RETARDO EN LA APLICACIÓN DE VIDEO, SIN TRÁFICO VBR DE FONDO EN LA RED | 96 |
| FIGURA 29 - CAUDAL EFICAZ/CARGA OFRECIDA EN LA APLICACIÓN FTP, SIN TRÁFICO VBR DE FONDO EN LA RED..... | 98 |
| FIGURA 30 - GOODPUT EN LA APLICACIÓN FTP, SIN TRÁFICO VBR DE FONDO EN LA RED | 98 |
| FIGURA 31 - COMPARACIÓN DE PÉRDIDAS EN VOZ, USANDO TRÁFICO VBR POISSONIANO..... | 99 |
| FIGURA 32 - COMPARACIÓN DEL RETARDO PROMEDIO EN VOZ, USANDO TRÁFICO VBR POISSONIANO..... | 100 |
| FIGURA 33 - COMPARACIÓN DE LAS PÉRDIDAS EN VIDEO, USANDO TRÁFICO VBR POISSONIANO | 100 |
| FIGURA 34 - COMPARACIÓN DEL RETARDO PROMEDIO EN VIDEO, USANDO TRÁFICO VBR POISSONIANO | 101 |
| FIGURA 35 - COMPARACIÓN DEL CAUDAL EFICAZ/CARGA OFRECIDA, USANDO TRÁFICO V BR POISSONIANO..... | 102 |
| FIGURA 36 - COMPARACIÓN DEL <i>GOODPUT</i> , USANDO TRÁFICO VBR POISSONIANO..... | 102 |
| FIGURA 37 - COMPARACIÓN DE PÉRDIDAS EN VOZ, USANDO TRÁFICO VBR ALFA- ESTABLE..... | 104 |

LISTA DE FIGURAS (CONTINUACIÓN...)

| | Página |
|---|--------|
| FIGURA 38 - COMPARACIÓN DEL RETARDO PROMEDIO EN VOZ, USANDO TRÁFICO VBR ALFA-ESTABLE | 104 |
| FIGURA 39 - COMPARACIÓN DE LAS PÉRDIDAS EN VIDEO, USANDO TRÁFICO VBR ALFA-ESTABLE | 105 |
| FIGURA 40 - COMPARACIÓN DEL RETARDO PROMEDIO EN VIDEO, USANDO TRÁFICO VBR ALFA-ESTABLE | 105 |
| FIGURA 41 - COMPARACIÓN DEL CAUDAL EFICAZ/CARGA OFRECIDA, USANDO TRÁFICO VBR ALFA-ESTABLE | 106 |
| FIGURA 42 - COMPARACIÓN DEL GOODPUT, USANDO TRÁFICO VBR ALFA-ESTABLE..... | 107 |
| FIGURA 43 - ÍNDICE DE PÉRDIDAS EN VOZ, UTILIZANDO DOS LIS..... | 108 |
| FIGURA 44 - RETARDO PROMEDIO DE VOZ, UTILIZANDO DOS LIS | 109 |
| FIGURA 45 - ÍNDICE DE PÉRDIDAS EN VIDEO, UTILIZANDO DOS LIS | 109 |
| FIGURA 46 - RETARDO PROMEDIO EN VIDEO, UTILIZANDO DOS LIS..... | 110 |
| FIGURA 47 - CAUDAL EFICAZ/CARGA OFRECIDA DE FTP, UTILIZANDO DOS LIS..... | 110 |
| FIGURA 48 - GOODPUT DE FTP, UTILIZANDO DOS LIS | 111 |

LISTA DE TABLAS

| | Página |
|---|--------|
| TABLA I - DISTRIBUCIÓN DE LAS DIRECCIONES IPV6..... | 11 |
| TABLA II - VALORES DEL CAMPO PTI..... | 31 |
| TABLA III - MENSAJES UTILIZADOS PARA ESTABLECER Y LIBERAR CONEXIONES EN ATM..... | 32 |
| TABLA IV - ALGUNOS PARÁMETROS DE LA CALIDAD DE SERVICIO..... | 34 |
| TABLA V - PARÁMETROS DE QOS Y TRÁFICO PARA LAS DISTINTAS CATEGORÍAS DE SERVICIOS ATM | 36 |
| TABLA VI - VALORES QUE PUEDE CONTENER EL CAMPO OPERACION EN UN PAQUETE ATMARP..... | 51 |
| TABLA VII - PARÁMETROS DE CODIFICACIÓN DE VIDEO | 86 |
| TABLA VIII. CARACTERÍSTICAS DE LAS FUENTES DE TRÁFICO. | 88 |

CAPÍTULO I INTRODUCCIÓN

I.1 ANTECEDENTES

La agencia de proyectos de investigación avanzada (ARPA - Advanced Research Projects Agency) de los Estados Unidos, comenzó hace ya más de treinta años con la investigación y desarrollo de protocolos de interconexión de redes, implementando una red experimental conocida como ARPANET. A través de este esfuerzo, a mediados de la década de los setenta, se logra culminar con la implementación del modelo de referencia TCP/IP [Cerf y Kahn, 1974], nombrado así por las siglas de sus dos principales protocolos: protocolo de Internet y protocolo de control de transmisión. Todo esto fue la base para la formación de lo que hoy conocemos como Internet y del actual proyecto Internet2. Aunque al principio la red de redes estaba integrada tan solo por unas cuantas universidades y centros de investigación, en nuestros días se han agregado corporaciones privadas y gubernamentales, grandes industrias, escuelas de todos los niveles y usuarios personales, por mencionar algunos.

Internet es el protocolo más popular de redes en nuestra era, el número de usuarios de la red de redes se cuenta en millones y crece exponencialmente cada año. Increíblemente dicho protocolo permaneció prácticamente sin cambios considerables durante un largo tiempo, durante el cual solo se le hicieron adecuaciones más no un cambio radical. Fue concebido para transmisión tan solo de información, antiguamente en forma de texto, como correo electrónico o transferencia de archivos [Krunz, 1999]. Hoy en día se hizo necesaria

la remodelación del protocolo y la aplicación de nuevas tecnologías que permitan el soporte de nuevas aplicaciones.

Actualmente las corporaciones están integrando cada vez mas las telecomunicaciones a sus actividades de empresa utilizando conexiones entre distintas redes privadas a través de Internet, conocidas como redes privadas virtuales (VPN). Esta estructura conecta a todos los miembros de la empresa, a través de Internet, como usuarios de una sola red, reduciendo distancias y costos, evitando el uso de líneas arrendadas [Fahmy *et al.*, 1999].

Por otro lado, recientemente ha surgido la tecnología del Modo de Transferencia Asíncrona, conocida popularmente por sus siglas como ATM, como soporte para redes de banda ancha. Esta plataforma de red ofrece distintas categorías de servicios con diferentes niveles de calidad de servicio (QoS), utilizando enlaces de fibra óptica para transmisiones a alta velocidad, que puede alcanzar el orden de gigabits por segundo.

I. 2 PLANTEAMIENTO DEL PROBLEMA

Existe una creciente necesidad de soportar QoS en Internet, y la integración de IP y ATM presenta una buena alternativa para este fin.

No obstante, las propuestas existentes de integración IP-ATM cuentan con ciertos puntos débiles, entre ellos: la calidad de servicio otorgada por la infraestructura ATM, desaparece en el momento en que el flujo de tráfico atraviesa un enrutador IP. De igual manera el usuario final no cuenta con mecanismos que clasifiquen y asignen prioridades al tráfico que generan sus aplicaciones. El tráfico IP puede transportar información sensible al tiempo y datos no sensibles al tiempo, por lo que es importante diferenciar entre el servicio

que requiere cada aplicación y asignar distintas prioridades. En este estudio se plantea la posibilidad de adaptar un mecanismo de servicios diferenciados (DiffServ), perteneciente a las nuevas tecnologías de Internet, a un modelo clásico de red IP-ATM para reforzar sus puntos débiles. De esta manera se podrá mejorar el nivel de servicio de extremo a extremo para tráfico sensible al tiempo (multimedia), en una red privada virtual utilizando conexiones ABR.

I.3 OBJETIVO GENERAL

Implementar un modelo de la integración de las tecnologías IP y ATM, basado en el enfoque clásico de IP sobre ATM.

I.3.1 OBJETIVOS ESPECÍFICOS:

- La determinación de los requerimientos mínimos de ancho de banda necesario, en las conexiones ABR-ATM, para satisfacer la demanda de las aplicaciones multimedia utilizadas en el presente estudio.
- Mostrar si el mecanismo de reenvío acelerado beneficia el desempeño de las aplicaciones multimedia en una red IP-ATM, utilizando el servicio ABR..
- Realizar comparaciones entre diferentes escenarios del modelo con y sin tráfico VBR en la red.

I.3.2 METODOLOGÍA

Analizaremos el comportamiento de tráfico multimedia junto con tráfico FTP fluyendo a través de una red IP- ATM sobre el servicio ABR. Esto será basándonos en los parámetros de retardos y pérdidas de información de extremo a extremo, como medidas de

desempeño del tráfico multimedia. Y utilizaremos los parámetros goodput y caudal eficaz, como medidas de desempeño del tráfico FTP.

Además se implementará el modelo anterior agregando el uso del mecanismo de reenvío acelerado (DiffServ) para mejorar el desempeño de las aplicaciones multimedia, utilizando un menor ancho de banda en las conexiones ABR.

Se utilizará la herramienta de simulación OPNET para llevar a cabo la programación de los modelos en computadora, y la ejecución de simulaciones que nos lleven a la obtención de los resultados requeridos para nuestro análisis.

I. 4 METAS

Para cumplir con los objetivos planteados es necesario la ejecución de las siguientes metas:

- Estudiar la tecnología ATM.
- Estudiar la tecnología TCP/IP.
- Estudiar las propuestas de integración IP-ATM.
- Estudiar los mecanismos para brindar calidad de servicio en redes IP.
- Elaborar un modelo que contemple la integración de las tecnologías IP y ATM.
- Definir los diferentes escenarios que servirán como puntos de comparación en el análisis.
- Programar los modelos en la herramienta de simulación OPNET.
- Probar el modelo y realizar las simulaciones del mismo.

- Analizar los resultados obtenidos y concluir.

I. 5 I N F R A E S T R U C T U R A

Para la implementación, simulación y análisis del modelo se utilizó la infraestructura del Centro de Investigación en Ingeniería Avanzada de las Comunicaciones (ACEC – Advanced Communication Engineering research Centre), de la Universidad del Oeste de Ontario:

- Estación de trabajo SUN Ultra 10, 300-MHz, 128-MB DRAM, disco duro 9.1 GB sistema Solaris 2.6
- Estación de trabajo SUN Ultra 60, modelo 2450. Dos procesadores a 450 MHz, 512 MB DRAM, disco duro 9.1 GB, sistema Solaris 2.7.
- Herramienta de simulación OPNET Modeler versión 5.1.D, de la compañía OPNET Technologies.
- Computadora personal Pentium 166 MHz, 128 MB en RAM, disco duro de 3 GB.

Para la recopilación de bibliografía se accedió a los siguientes centros de información:

- Biblioteca CICESE.
- Biblioteca de la Universidad de California en San Diego (UCSD).
- Biblioteca de la Universidad del Oeste de Ontario (UWO).
- Internet.

I. 6 ORGANIZACIÓN DE LA TESIS

La organización del presente trabajo se efectuó de la siguiente manera:

En el capítulo II se relatan los aspectos más importantes de las tecnologías IP y ATM. Tocando puntos como la evolución actual del protocolo de Internet y los diferentes servicios que otorgan las redes ATM.

El capítulo III es una reseña de los aspectos principales que envuelven la integración de las tecnologías antes mencionadas. Describiéndose los paradigmas actuales de la integración IP-ATM, con una mayor énfasis en el enfoque clásico de IP sobre ATM. También se tocan puntos de importancia como la calidad de servicio, enrutamiento y el sobreencabezado en redes IP-ATM.

El capítulo IV muestra la descripción e implementación del modelo y los distintos escenarios de red utilizados. También indica los parámetros de simulación y la definición de las medidas de desempeño utilizadas.

Finalmente el capítulo V muestra los resultados obtenidos en los diferentes escenarios de simulación, así como su discusión.

En el Capítulo VI se presentan las conclusiones y recomendaciones.

CAPÍTULO II CONCEPTOS EN REDES IP Y ATM

II.1 INTRODUCCIÓN

En este capítulo presentaremos los conceptos en que se sustentan las dos principales tecnologías tratadas en este estudio: redes IP y redes ATM. Como se mencionó al inicio de este trabajo, una solución viable para el soporte del tráfico multimedia es representada por la integración IP-ATM, agregando los mecanismos adecuados de calidad de servicio sobre IP. Esta es una alternativa altamente atractiva para la formación de redes corporativas basadas en el protocolo IP y con necesidades de aplicaciones multimedia.

Sin embargo existen una serie de aspectos importantes que caracterizan a ambas tecnologías y que por su naturaleza presentan ciertas posiciones opuestas. Por ello ha sido importante una gran cantidad de estudios e investigación para poder concertar alternativas de integración.

II.2 REDES IP

II.2.1 MODELO DE INTERNET

Internet es la más grande red de comunicaciones en el ámbito mundial [Comer, 1996], su funcionamiento esta basado en un protocolo inter-redes conocido como IP (Internet Protocol). El protocolo IP se ubica en la capa de red del modelo de interconexión de sistemas abiertos (OSI - Open Systems Interconnection) de la Organización Internacional para la Estandarización. Dicho protocolo permite la interconexión de redes independientes a través de dispositivos llamados enrutadores, permitiendo intercambiar información entre dos o más anfitriones de distintas redes, sin importar la arquitectura de la red a la que pertenecen. En el presente trabajo utilizaremos el término anfitrión para hacer referencia a una computadora que forma parte de la red Internet.

La función de un enrutador es recibir paquetes IP de una red y trasladarlos a otra actuando en el nivel de red, generalmente consiste en una computadora con las interfaces y el software necesario para proporcionar las interconexiones entre las redes físicas. El mecanismo que sigue un enrutador, al direccionar un paquete, toma en cuenta la dirección de la red destino y no la dirección específica del anfitrión. Lo anterior permite que el enrutador no requiera de grandes capacidades de almacenamiento en memoria, dado que si se necesitara guardar las direcciones de cada uno de los anfitriones la cantidad de recursos de almacenamiento sería prohibitivo.

Los enrutadores no proporcionan conexiones directas para todas las redes, por lo que el tráfico entre dos anfitriones puede llegar a viajar a través de muchas redes intermedias.

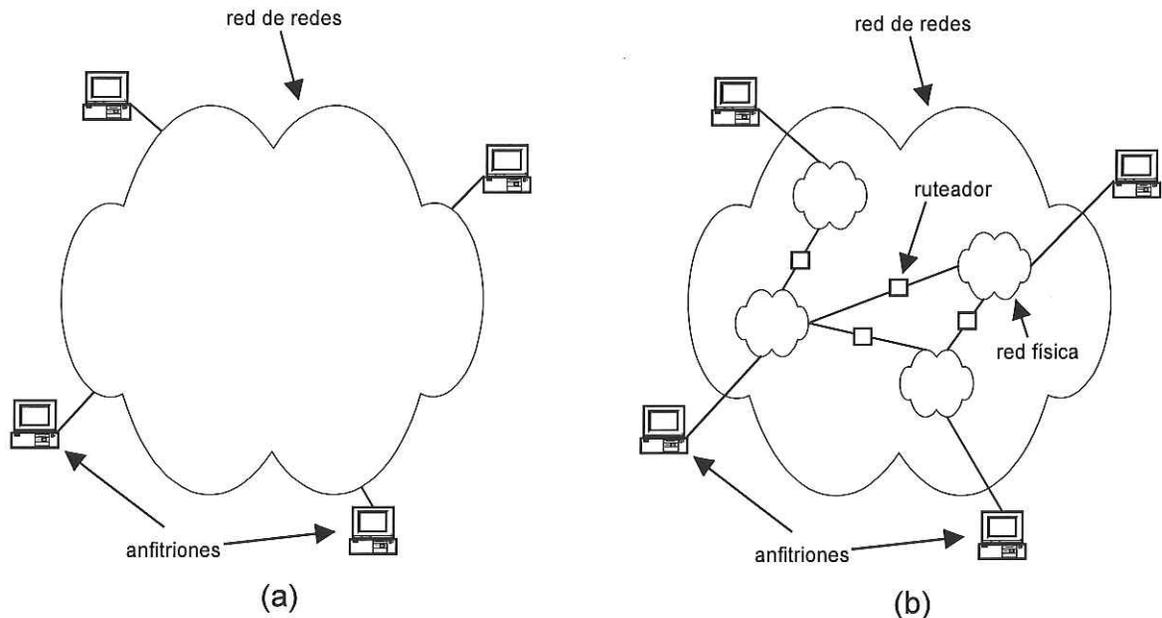


Figura 1 - (a) Punto de vista del usuario, (b) estructura de las redes físicas y enrutadores que proporcionan la interconexión

La Figura 1 muestra como el protocolo IP permite la interconexión de usuarios, haciendo una abstracción sobre las redes a las que ellos pertenecen y funcionando como una sola red.

II.2.1.1 Direccionamiento Internet

Internet es visualizada como una gran red igual que otra red física, con la diferencia de que tiene una estructura virtual implantada totalmente en software.

Actualmente el protocolo IP se encuentra en una transición, debido a que se está siendo establecida una nueva versión. La versión que se deja atrás es la numero cuatro, la cual referenciamos como IPv4. Cuando se mencionen características de la nueva versión conocida como IP versión seis, se hará referencia a ella como IPv6. Y cuando se mencione solamente IP se estará hablando del protocolo en general sin distinción de versiones.

Para su direccionamiento Internet utiliza un sistema parecido al de cualquier red

física, asignando una dirección de número entero de 32 bits a cada anfitrión, para el caso de IPv4, y 128 bits para IPv6 [Stallings, 1996]. Dicha dirección se conoce como dirección IP. Internet logra un enrutamiento inteligente gracias a la forma en que se organizan las direcciones IP.

Los bits de dirección IP, de todos los anfitriones de una misma red, comparten un prefijo común. Conceptualmente, cada dirección es un par (red, anfitrión), en donde red identifica a una red dentro de Internet y anfitrión a un anfitrión dentro de dicha red.

Para identificar una conexión de red una dirección IPv4 puede tomar una de las tres primeras formas de las que se indican a continuación [Tanenbaum, 1997], en la Figura 2.

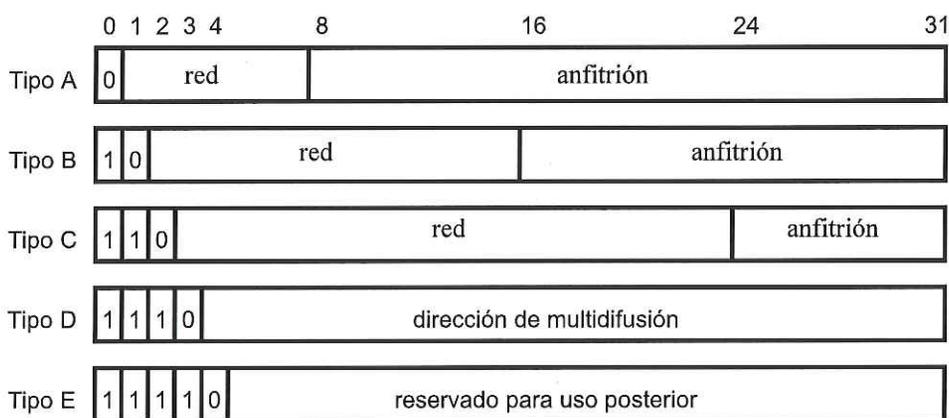


Figura 2 - Las cinco tipos de direcciones IPv4.

Los tipos D y E son de propósito especial y para uso posterior, respectivamente.

La Tabla I muestra los prefijos utilizados para las distintas clases de direcciones IPv6 [Huitema, 1996].

Tabla I - Distribución de las direcciones IPv6

| <i>Uso</i> | <i>Prefijo binario</i> | <i>Fracción del total de direcciones</i> |
|---|------------------------|--|
| Reservado | 0000 0000 | 1/256 |
| Sin asignar | 0000 0001 | 1/256 |
| Reservado para alojamiento NSAP | 0000 001 | 1/128 |
| Reservado para alojamiento IX | 0000 010 | 1/128 |
| Sin asignar | 0000 011 | 1/128 |
| Sin asignar | 0000 1 | 1/32 |
| Sin asignar | 0001 | 1/16 |
| Sin asignar | 001 | 1/8 |
| Para direcciones unicast | 010 | 1/8 |
| Sin asignar | 011 | 1/8 |
| Reservado direcciones unicast geográficas | 100 | 1/8 |
| Sin asignar | 101 | 1/8 |
| Sin asignar | 110 | 1/8 |
| Sin asignar | 1110 | 1/16 |
| Sin asignar | 1111 0 | 1/32 |
| Sin asignar | 1111 10 | 1/64 |
| Sin asignar | 1111 110 | 1/128 |
| Sin asignar | 1111 1110 0 | 1/512 |
| Para direcciones de enlace local | 1111 1110 10 | 1/1024 |
| Para direcciones de sitio local | 1111 1110 11 | 1/1024 |
| Para direcciones multicast | 1111 1111 | 1/256 |

Un punto importante en IPv6 es la definición de los tipos de direcciones [Hinden y Deering, 1997] unicast, multicast y anycast, al mismo tiempo que la desaparición de las direcciones de difusión (broadcast). La dirección tipo multicast es aquella que cubre a un determinado grupo de anfitriones, unicast a un anfitrión en particular y el nuevo tipo

anycast es una forma especial de unicast la cual identifica al más cercano de los anfitriones dentro de un grupo especial.

Las aplicaciones existentes que requieren del tipo de dirección broadcast, deberán utilizar el tipo de direccionamiento multicast hacia el grupo de todos los anfitriones [Lee *et al.*, 1998].

Las direcciones IP se han definido de tal forma que los campos red y anfitrión puedan ser extraídos rápidamente por los enrutadores logrando una velocidad más alta de procesamiento.

La notación que se adopta para escribir las direcciones IPv4 es de cuatro números enteros decimales separados por puntos, en donde cada entero proporciona el valor de un octeto de la dirección IPv4 [Comer, 1996], como se puede observar a continuación:

la dirección:

10011110 01100001 00010110 00001010

se escribe:

158.97.22.10

Para describir una dirección IPv6 se utilizan 8 números enteros de 16 bits cada uno separados por dos puntos [Huitema, 1996]. Cada entero es representado por cuatro dígitos hexadecimales como muestra el siguiente ejemplo:

FEDC:BA98:7654:3210:FEDC:BA98:7654:3210

Cuando se encuentra el dígito cero a la izquierda de uno de los números, los ceros

podrán ser omitidos:

1080:0000:0000:0000:000D:00AD:200C:417C

000D = D

00AD = AD

0000 = 0

también al encontrarse varios enteros consecutivos con valor nulo, estos podrán ser sustituidos por el símbolo “::”, por lo que la dirección anterior quedaría:

1080::D:AD:200C:417C

II.2.1.2 Transformación de direcciones Internet en Direcciones Físicas

Dentro de Internet las direcciones IP proporcionan el identificador de una conexión de red de algún anfitrión o enrutador, pero para poder establecer la comunicación entre dos anfitriones es necesario conocer sus direcciones físicas. Por lo anterior se requiere realizar la asociación de direcciones de alto nivel (IP) con las direcciones físicas.

La asociación de direcciones IP a direcciones físicas puede llevarse a cabo de dos maneras. Cuando las direcciones físicas utilizadas consisten en números enteros pequeños, configurables en hardware, es posible establecer una asociación directa entre la dirección IP y la dirección física.

Pero generalmente lo anterior no es posible, por lo que se requiere aplicar una transformación dinámica [Comer, 1996]. Existen redes cuyas direcciones de hardware no son configurables, como en Ethernet. En estas redes cuando el hardware de red se debe

reemplazar, por consecuencia cambia también la dirección física.

Para esto fue creado el Protocolo de Resolución de Direcciones (ARP - Address Resolution Protocol). Cuando un anfitrión X desea conocer la dirección física de un anfitrión Y difunde un paquete especial hacia todos los anfitriones de la red, al cual el anfitrión poseedor de la dirección IP_Y responderá con su dirección física. Una vez asociada la dirección IP_Y a la dirección física, el anfitrión X puede comunicarse directamente con el anfitrión Y, como se muestra en la Figura 3.

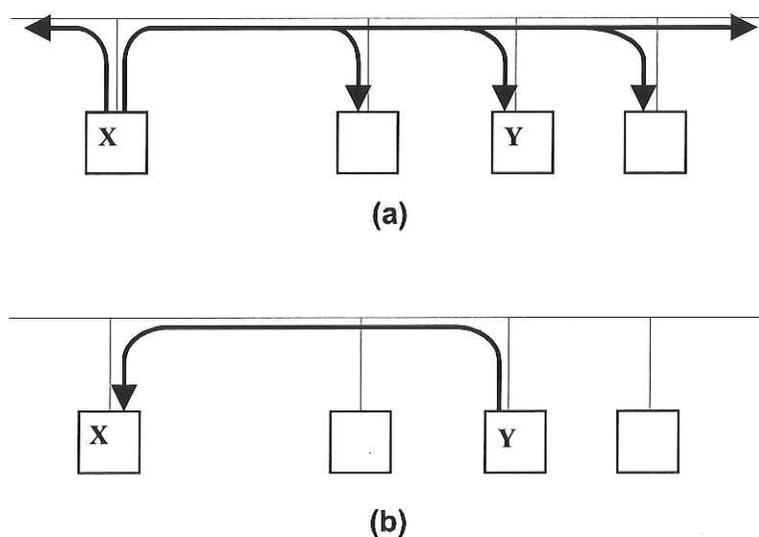


Figura 3 - Protocolo ARP para determinar la dirección física de Y. (a) el anfitrión transmite por difusión una solicitud ARP que contiene la dirección IP de Y, (b) Y envía una respuesta ARP con su dirección IP y su dirección física

Para nuestro caso utilizamos el protocolo de resolución de direcciones propuesto en Laubach y Halpern [1998] el cual permite la asociación entre direcciones IP y direcciones de red ATM. Este protocolo se basa en la introducción de un servidor de direcciones conocido como ATMARS (ATM Address Resolution Server). Este protocolo se verá a detalle en el Capítulo III.

II.2.2 PROTOCOLO INTERNET

El Protocolo de Internet consiste en un sistema de entrega de paquetes sin conexión y no confiable [Comer, 1996]. El servicio se conoce como no confiable porque la entrega no está garantizada, es decir, el servicio aplica su mejor esfuerzo para la entrega de paquetes. El servicio es llamado sin conexión dado que cada paquete es tratado de manera independiente de todos los demás. Una secuencia de paquetes que se envían de una computadora a otra puede tomar diferentes rutas dentro de la red, además de que algunos de ellos pueden perderse.

IP realiza tres tareas importantes. Primero, define la unidad básica utilizada para la transferencia de datos a través de Internet. Segundo el software IP realiza la función de enrutamiento, seleccionando la ruta por la que los datos serán enviados. Tercero IP incluye un conjunto de reglas que caracterizan la forma en que los anfitriones y los enrutadores deben procesar los paquetes, como y cuando se deben generar mensajes de error y las condiciones bajo las cuales los paquetes pueden ser descartados.

II.2.2.1 El paquete de Internet

El tamaño del paquete IPv4 es de 20 bytes [Tanenbaum, 1997], mientras que en IPv6 es de 40 bytes [Huitema, 1996]. El nuevo paquete IP presenta un campo completamente dedicado a la asignación de prioridades dentro de la red de redes, mismo que será de gran utilidad en el presente trabajo para dar diferente tratamiento a las distintas clases de tráfico multimedia.

Otra característica importante en IPv6 es que la fragmentación de paquetes se realiza de extremo a extremo, es decir, no se permite que los enrutadores fragmenten los paquetes.

Para ello el anfitrión transmisor deberá determinar cual es la máxima unidad de transferencia (MTU Maximum Transfer Unit) a lo largo del trayecto, hasta alcanzar al anfitrión destino, y fragmentar los paquetes que excedan dicha MTU antes de enviarlos.

II.2.2.2 Enrutamiento de Paquetes IP

Es el proceso de selección de un camino sobre el que se mandarían los paquetes en la red de redes, y el enrutador es la computadora que realiza dicha selección. El enrutamiento en Internet se puede dividir en dos partes: entrega directa y entrega indirecta. La entrega directa consiste en la transmisión de un paquete IP desde un anfitrión a través de una sola red física hasta otro anfitrión, y se utiliza como la base en la comunicación en la red de redes. La entrega indirecta ocurre cuando el destino no está conectado directamente a la misma red física, lo que obliga al transmisor a pasar el paquete IP a un enrutador para su entrega [Comer, 1996].

La entrega directa no involucra enrutadores, por lo que el transmisor encapsula el paquete IP dentro de una trama física (ver Figura 4), transforma la dirección IP del destino en una dirección física de hardware y envía la trama resultante directamente a su destino. Debido a que todas las direcciones IP dentro de una misma red incluyen un prefijo común, un anfitrión solo debe extraer el prefijo red de la dirección destino y compararlo con el suyo para saber si podrá hacer una entrega directa.

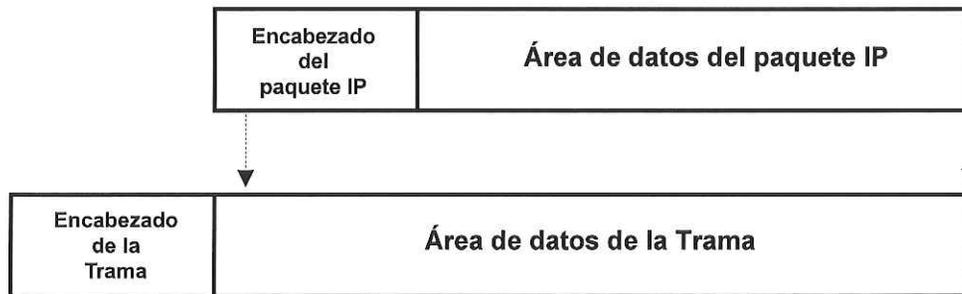


Figura 4 - Encapsulación de un paquete IP en una trama

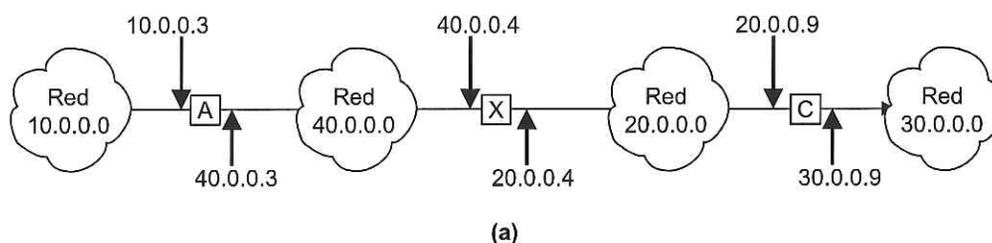
Cuando la entrega directa no es posible el transmisor envía el paquete IP al enrutador más cercano, este último realizará la búsqueda del destino en las redes a las que esté conectado, y si no lo encuentra lo enviará a otro enrutador y así sucesivamente hasta que un enrutador pueda efectuar una entrega directa en alguna red. Todo esto se lleva a cabo por el algoritmo de enrutamiento IP básico.

El algoritmo usual de enrutamiento IP emplea tablas de enrutamiento, las cuales se almacenan en anfitriones y enrutadores y les permiten decidir hacia donde enviar el paquete IP. Las tablas de enrutamiento contienen normalmente prefijos de red y algunas direcciones IP completas. El uso de prefijos de red es más común debido a que identifican redes completas, y por esto hace que el enrutamiento sea eficiente y mantiene a las tablas de enrutamiento reducidas. También es importante porque ayuda a ocultar información al mantener los detalles de los anfitriones específicos confinados al ambiente local en el que operan.

Por lo general, una tabla de enrutamiento contiene pares (N, R), donde N es la dirección IP de una red de destino y R es la dirección IP del siguiente enrutador en el camino hacia la red N. Este enrutamiento recibe el nombre de “salto al siguiente”. Cada registro en la tabla de enrutamiento de un enrutador apunta hacia un enrutador que se puede

alcanzar a través de una sola red, esto significa que todos los enrutadores listados en la tabla de la máquina X deben residir en las redes con las que X se conecta directamente.

Cuando un paquete IP está listo para dejar a la máquina X, el software IP extrae el prefijo de red de la dirección IP destino, y lo utiliza para tomar una decisión de enrutamiento, seleccionando un enrutador que se pueda alcanzar fácilmente, ver Figura 5.



| Direcciones de Red | Dirección de Ruteo |
|--------------------|--------------------|
| 40.0.0.0 | Entrega Directa |
| 20.0.0.0 | Entrega Directa |
| 10.0.0.0 | 40.0.0.3 |
| 30.0.0.0 | 20.0.0.9 |

(b)

Figura 5 - Ejemplo de una red con 4 redes y 3 enrutadores, (b) tabla de enrutamiento de X

Si el software IP no localiza una ruta en la tabla de enrutamiento, el protocolo IP envía el paquete IP a un enrutador asignado por omisión.

El software IP también permite la posibilidad de especificar rutas directas hacia un anfitrión específico (dirección IP completa), esto le dá un cierto control sobre el uso de la red al administrador de red local.

Por lo tanto el algoritmo básico de enrutamiento IP podría describirse como muestra la Figura 6.

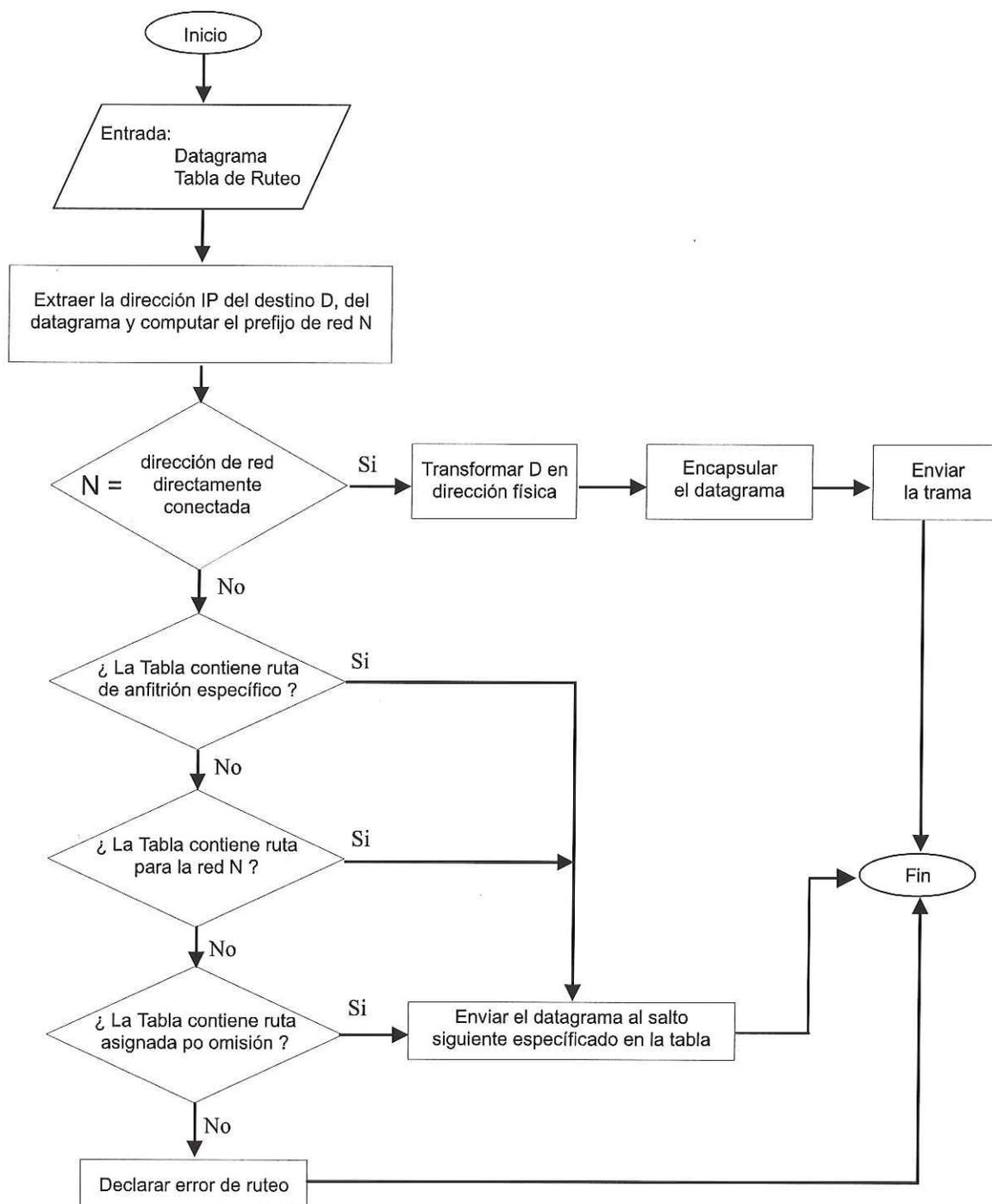


Figura 6 - Algoritmo utilizado por IP para direccionar un paquete IP

Cuando un paquete IP llega a un anfitrión, el software de interfaz de red lo entrega al software IP para su procesamiento. Si la dirección destino del paquete IP pertenece a la dirección IP del anfitrión, el software IP acepta el paquete IP y lo pasa al software de protocolo de alto nivel apropiado, para su procesamiento posterior. Si la dirección de destino no corresponde al anfitrión, se descarta el paquete IP.

Por otro lado cuando un paquete IP llega a un enrutador, si la dirección IP corresponde a la dirección del enrutador, el software IP lo pasa al software de alto nivel apropiado para su procesamiento posterior. Si no corresponde a su dirección IP el software IP lo enruta utilizando el algoritmo estándar así como la información en la tabla de enrutamiento.

Un anfitrión también acepta los paquetes IP que contienen la dirección IP de difusión.

En los enrutadores se implementan algoritmos de enrutamiento distribuido, basados en la ponderación de los enlaces, parecidos al algoritmo de Bellman-Ford [Bertsekas y Gallager, 1992]. Dentro del conjunto de direcciones de la tabla de enrutamiento IP, de cada enrutador, se elige la que origine el más bajo costo utilizando el estado actual de los enlaces, o el número de saltos necesarios, como el protocolo de información de enrutamiento (RIP - Routing Information Protocol) [Hedrick, 1988] ó como en el protocolo del camino más corto disponible primero (OSPF - Open Shortest Path First) [Moy, 1998].

II.2.3 PROTOCOLO DE CONTROL DE TRANSMISIÓN

Internet cuenta con dos protocolos en la capa de transporte, el Protocolo de Control de Transmisión (TCP), orientado a conexión, y Protocolo de Datagrama de Usuario (UDP),

no orientado a conexión [Comer, 1996].

El primero solo agrega un pequeño encabezado a los datos provenientes de la aplicación y lo envía a través de la red, sin ningún control de flujo o garantía de entrega.

TCP provee un flujo confiable de información entre sistemas finales, a través de una infraestructura de red sin garantías. Este protocolo recibe el flujo de datos de la capa de aplicación, dividiéndolo en segmentos de no más de 64 KB, típicamente 512 bytes)[Kalyanaraman *et al.*, 1996], enviando cada uno por separado a la capa IP. IP no otorga garantía alguna de que la información será entregada correctamente, TCP es responsable de la entrega confiable del flujo de datos a la capa de aplicación, para ello TCP realiza una conexión entre una entidad, conocida como socket, en el anfitrión transmisor y un socket en el anfitrión receptor. El socket es una abstracción formada por la dirección IP del anfitrión y un número de 16 bits local al mismo anfitrión, conocido como puerto. Cada segmento enviado por TCP a la capa IP, cuenta con un encabezado de 20 bytes (más una porción opcional) seguido por cero o más bytes de datos. Cada segmento tiene un tamaño máximo (MSS – Maximum Segment Size), el tamaño máximo de este segmento no puede ser mayor de 65,475 bytes (64KB - 20bytesTCP - 40bytesIPv6) para poder coincidir con la carga efectiva de un paquete IP. Además las diferentes arquitecturas de red cuentan con un parámetro conocido como unidad máxima de transferencia (MTU), el cual es dado por las características mismas del hardware de red, y representa la mayor cantidad posible de datos que pueden ser transferidos en el segmento físico de la red. Esto agrega otra restricción al MSS, ya que cada segmento deberá ser contenido en un MTU.

II.2.3.1 Protocolo de Ventana Deslizante

El protocolo de ventana deslizante es utilizado por TCP para el control de reconocimientos o confirmaciones de segmentos bien recibidos a través de la red [Tanenbaum, 1997]. El protocolo de ventana deslizante es más complejo que un simple protocolo de envío de reconocimientos, porque permite al transmisor el envío de múltiples paquetes antes de recibir una sola confirmación, permitiendo un uso más eficiente del ancho de banda. El transmisor establece un valor inicial para el tamaño de una ventana (ver Figura 7) y transmite los paquetes que se encuentran dentro de la ventana. Enseguida se inicializa un temporizador de espera de confirmación, que cuenta con un tiempo de espera preestablecido, cuando el paquete arriba al destino final, el receptor envía el paquete de confirmación al transmisor. Si el temporizador del transmisor expira antes de recibir el paquete de confirmación, el transmisor retransmitirá el paquete correspondiente. Técnicamente el número máximo de paquetes que pueden quedar sin confirmación en un tiempo dado, está limitado por el tamaño disponible de la ventana. Por otro lado se observa en la Figura 7, que cuando el transmisor recibe la confirmación del primer paquete de la ventana, este recorre la ventana y envía otro paquete. El transmisor se mantiene recorriendo la ventana en la medida que recibe los paquetes de confirmación correspondientes.

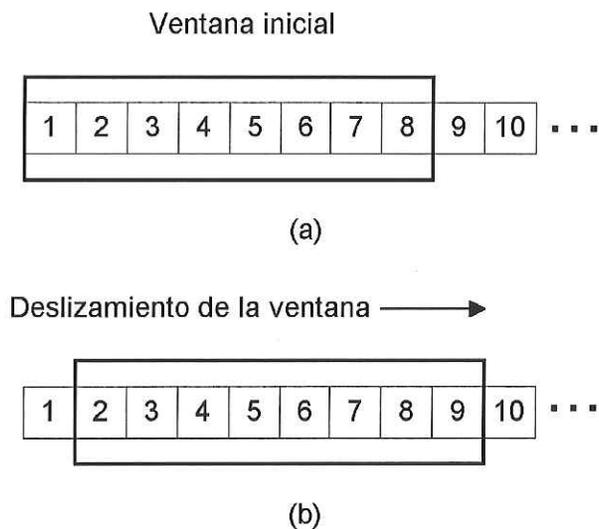


Figura 7 - (a) protocolo de ventana deslizante con ocho paquetes en la ventana, (b) movimiento de la ventana que permite la transmisión de otro paquete

TCP utiliza el mecanismo de ventana deslizante para realizar dos importantes tareas: transmisión eficiente y control de flujo. Como ya mencionamos el protocolo de ventana deslizante permite el envío de múltiples segmentos antes del arribo de las confirmaciones. Esto incrementa el caudal eficaz ya que en cierta manera mantiene el flujo de información a través de la red más o menos continuo. Además, cada paquete de confirmación enviado por el receptor al transmisor contiene la especificación de un valor conocido como tamaño de ventana, el cual indica cuantos paquetes más esta preparado a aceptar (el receptor) de acuerdo con el tamaño de su actual cola de entrada. Con esto el mecanismo de ventana deslizante realiza el control de flujo, permitiendo al receptor restringir la transmisión hasta que tenga suficiente espacio en la cola de entrada, para recibir mas datos.

II.2.3.2 Principio de operación de TCP

El control de congestión utilizado por TCP es conocido como el algoritmo de Van Jacobson [Stallings, 1994]. Este algoritmo se basa en tres estados: comienzo lento,

prevención de congestión y retransmisión. Inicialmente se fija un valor conocido como umbral de comienzo lento ($sstresh$), igual a la mitad de la capacidad de la ventana del receptor. La conexión TCP inicia con la etapa de comienzo lento, y el tamaño actual de la ventana es puesto a un segmento. Cuando la primer confirmación es recibida, la ventana es incrementada a dos segmentos, al recibirse los reconocimientos para estos dos segmentos, la ventana es incrementada a cuatro, y así continuamente. De esta manera el tamaño de la ventana es incrementado exponencialmente hasta alcanzar el umbral del comienzo lento. En esta fase el tamaño de la ventana se incrementa en un segmento cada vez que se cumple el tiempo de ida y vuelta (RTT - Round Trip Time) establecido, sin importar cuantos paquetes de confirmación son recibidos en este lapso. Por esto, en esta fase de prevención de congestión, la dimensión de la ventana obedece a un comportamiento lineal. En cualquier caso el tamaño de la ventana nunca podrá sobrepasar la dimensión de la máxima ventana permitida en el receptor.

Cuando ocurre una congestión en el receptor, el valor de $sstresh$ es cambiado a la mitad del valor actual. Además, si la congestión es indicada por la expiración del temporizador en el transmisor, el tamaño de la ventana es reducido a un segmento. Nuevamente la ventana incrementará su tamaño de acuerdo al algoritmo de comienzo lento, como se describió anteriormente.

Para controlar el orden de segmentos enviados, el receptor envía en el paquete de confirmación el número de secuencia del siguiente paquete que espera recibir [Comer, 1996]. Por lo tanto el anfitrión transmisor recibe una retroalimentación constante del receptor conforme se lleva a cabo el flujo de datos.

II.3 REDES ATM

II.3.1 ARQUITECTURA DEL MODO DE TRANSFERENCIA ASÍNCRONA

La idea en que se basa el Modo de Transferencia Asíncrona (ATM - Asynchronous Transfer Mode) consiste en transmitir toda la información en paquetes pequeños de tamaño fijo llamados celdas. Las celdas ATM tienen una longitud de 53 bytes, de los cuales 5 son de encabezado y 48 de carga útil.

La conmutación de celdas es altamente flexible y puede manejar tanto tráfico de velocidad constante como variable. La conmutación de celdas permite alcanzar velocidades del orden de gigabits por segundo. Además la conmutación digital de celdas es más fácil que el empleo de las técnicas tradicionales de multiplexión.

Las redes ATM son orientadas a conexión. Para establecer una sesión primero se envía un mensaje para establecer la conexión. Después todas las celdas subsecuentes siguen la misma trayectoria al destino. Las redes ATM se organizan como las redes de área amplia (WAN - Wide Area Networks) tradicionales, con líneas y conmutadores.

El componente básico de una red ATM es un conmutador electrónico de propósito especial diseñado para datos a velocidades muy altas. Para permitir la comunicación a muy altas velocidades, cada conexión entre una computadora y un conmutador ATM utiliza un par de fibras ópticas. Físicamente, se conecta una interfaz de anfitrión dentro del bus de la computadora.

Las velocidades establecidas para las redes ATM son de 155 Mbps y 622 Mbps con

la posibilidad de tener velocidades de gigabits en un futuro próximo.

II.3.1.1 El Modelo de Referencia de ATM

Consiste en tres capas: física, ATM y AAL.

II.3.1.1.1 La capa física

Define la temporización de los bits y otras características para codificar y decodificar los datos en ondas o impulsos eléctricos u ópticos, para su transmisión en un medio físico específico [Siu y Jain, 1995]. ATM no prescribe un conjunto de reglas en particular, en otras palabras, ATM se diseñó para que fuera independiente del medio de transmisión.

En el estándar ATM original, la velocidad primaria se estableció en 155.51 Mbps, con una velocidad adicional de 622.08 Mbps. Se seleccionaron dichas velocidades por compatibilidad con la Red Óptica Síncrona (SONET - Synchronous Optical Network) [Tanenbaum, 1997], correspondientes a un canal óptico 3 (OC-3 - Optical Channel -3) y a una portadora OC-12. SONET es el estándar de enmarcado y sincronización en los enlaces de fibra óptica del sistema telefónico creado por la empresa Bellcore en 1985.

El medio de transmisión es comúnmente la fibra óptica, pero también están considerados el cable coaxial y el par trenzado categoría 5, en tramos menores de 100 metros. La fibra óptica presenta la ventaja de permitir enlaces de muchos kilómetros.

Los enlaces son realizados entre una computadora y un conmutador ATM, o entre dos conmutadores ATM, es decir, se requieren de enlaces punto a punto.

La capa física se divide en la subcapa dependiente del medio físico (PMD – Physical

Medium Dependent) y la subcapa de convergencia de transmisión (TC – Transmission Convergence).

La subcapa PMD establece la interfaz con el medio de transmisión real; transfiere los bits y controla su temporización. Esta subcapa es diferente para diferentes portadoras y medios de transmisión (cables o fibra).

Cuando se transmiten las celdas, la capa TC las envía como una corriente de bits a la capa PMD, lo cual es fácil de hacer. En el otro extremo, la subcapa TC obtiene una corriente entrante de puros bits de la subcapa PMD; su trabajo es convertir esa corriente de bits en una corriente de celdas para la capa ATM. La subcapa TC se encarga de todas las consideraciones que se relacionan con determinar dónde empiezan y dónde terminan las celdas en la corriente de bits.

II.3.1.1.2 La capa ATM

Tiene que ver con las celdas y su transporte; define la organización de las celdas e indica lo que significan los campos del encabezado. Además está relacionada con los algoritmos y protocolos de enrutamiento en los conmutadores ATM.

Esta capa también tiene que ver con el establecimiento y la liberación de los circuitos virtuales y aquí es donde se localiza el control de la congestión.

Existe cierta confusión respecto a la ubicación de esta capa dentro del modelo de referencia OSI, dado que ATM no tuvo un diseño basado en éste. ATM tiene las funcionalidades de una capa de red, pero dentro de la comunidad de investigación de Internet es considerada como una capa de enlace, dado que queda situada por debajo de la capa de red de Internet [Tanenbaum, 1997]. En el presente trabajo tomaremos esta última

consideración, dado que trabajamos con la integración del protocolo de Internet y las redes ATM. Dicho modelo de referencia se describirá en el Capítulo IV.

II.3.1.1.3 La capa de adaptación de ATM

La capa de adaptación ATM (AAL – ATM Adaptation Layer), sirve como interface entre los protocolos de capas superiores y la capa ATM [Siu y Jain, 1995]. Permite a los usuarios enviar paquetes de mayor tamaño que una celda. Se encarga de segmentar los paquetes, provenientes de las capas superiores, en celdas; éstas las transmite en forma individual y las reensambla en el otro extremo para formar nuevamente los paquetes.

Se divide en la subcapa de segmentación y reensamblado (SAR – Segmentation and Reassembly) y la subcapa de convergencia (CS – Covergence Sublayer). SAR divide los paquetes en celdas en el lado de la transmisión y los vuelve a armar de nuevo en el destino. CS hace posible tener sistemas ATM que ofrezcan diferentes clases de servicios a diferentes aplicaciones. La Figura 8 muestra el modelo de referencia ATM, aquí descrito.

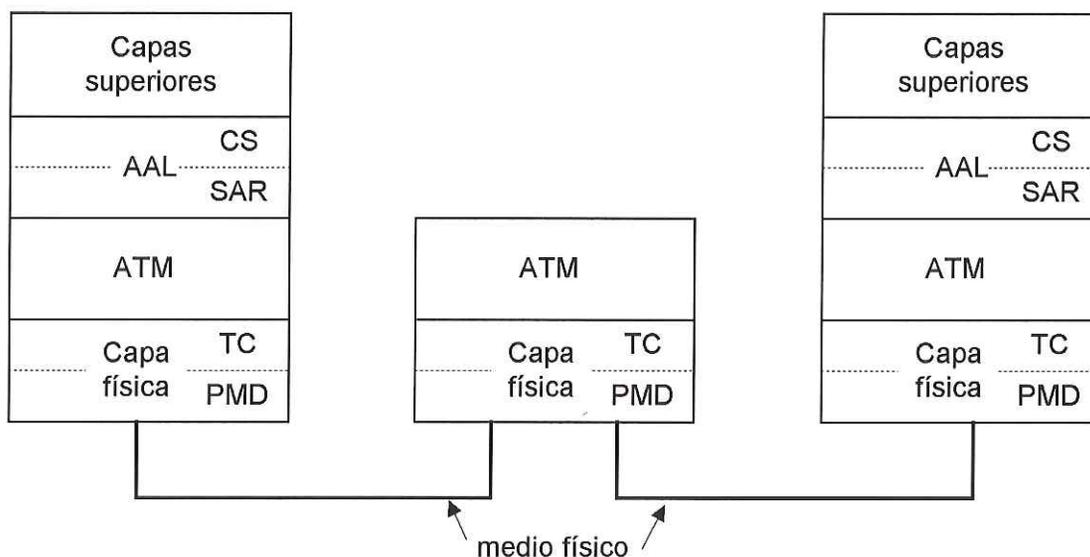


Figura 8 - Modelo de Referencia ATM

El elemento básico de la capa ATM es el Circuito Virtual (VC – Virtual Circuit). Un VC normalmente es una conexión entre un origen y un destino, el cual cuenta con un identificador entero único. Los VC son unidireccionales, por lo que para una comunicación duplex integral, se crean un par de VC asignados al mismo identificador de circuito, solo que uno se utiliza para envío y el otro para recepción. De esta manera la capacidad del canal y otras propiedades pueden ser diferentes en las dos direcciones, e inclusive puede ser de 0 en una de ellas. Las celdas que viajan por el mismo VC tienen la garantía de que llegarán en el mismo orden en que fueron enviadas.

La capa ATM reconoce una jerarquía de dos niveles que es visible a la capa de transporte. A lo largo de cualquier trayectoria de transmisión de un origen dado a un destino dado, un grupo de VC pueden agruparse en lo que se conoce como trayectorias virtuales (VP - Virtual Path), ver Figura 9. Al reenrutar una trayectoria virtual todos los VC que la forman se reenrutan juntos.

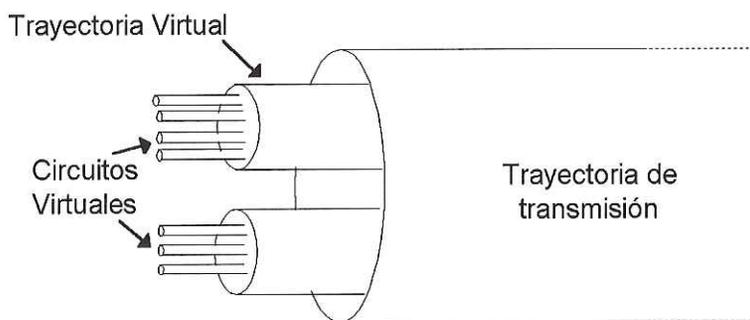


Figura 9 – Configuración de una trayectoria de transmisión ATM, compuesta por trayectorias virtuales y circuitos virtuales

II.3.1.2 Formato de la celda

En la capa ATM se tienen dos interfaces: la Interfaz Usuario-Red (UNI – User-Network Interface) y la Interfaz Red-Red (NNI – Network-Network Interfaz). La primera

define el límite entre un anfitrión y una red ATM, y la segunda corresponde a la línea entre dos conmutadores ATM.

Para ambos casos los paquetes de información son conocidos como celdas, y consisten en una cabecera de 5 bytes seguida de una carga útil de 48 bytes, pero la cabecera difiere dependiendo de la interfaz, como muestra la Figura 10.

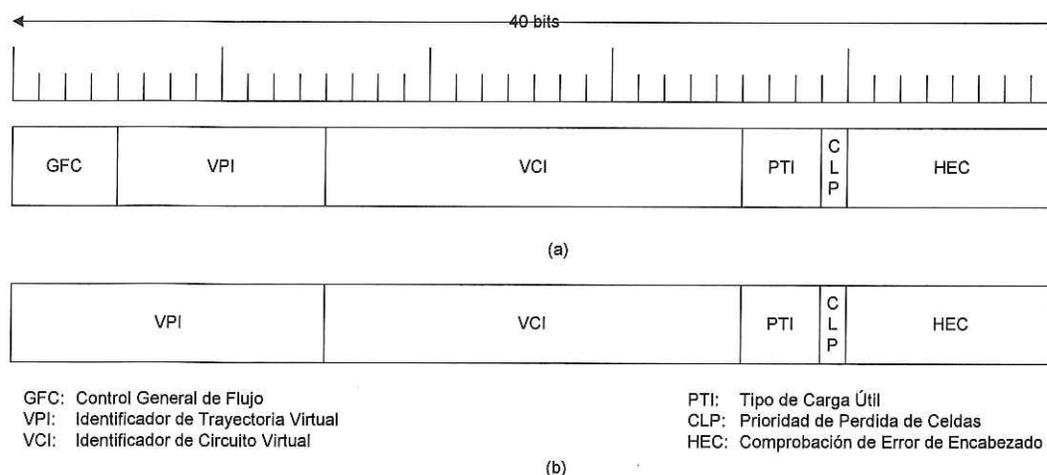


Figura 10 – (a) Encabezado de una celda ATM en la UNI. (b) Encabezado de una celda ATM en la NNI

El campo GFC está presente sólo en las celdas entre un anfitrión y la red; y es sobrescrito en el primer conmutador al que llega, por lo que no tiene un significado de anfitrión a anfitrión, además de que no se entrega al destino. Originalmente se pensó que este campo tendría algún tipo de utilidad para el control de flujo o prioridad entre los anfitriones y las redes, pero no hay valores para él y la red lo ignora [Tanenbaum, 1997].

El campo VPI consiste en un número entero, que selecciona una VP en particular. El campo VCI, también es un número entero, pero selecciona un VC en particular en la VP seleccionada.

Como el campo VPI tiene una longitud de 8 bits (en la UNI) y el campo VCI 16 bits,

tenemos que un anfitrión puede tener hasta 256 trayectorias virtuales, cada una hasta con 65536 circuitos virtuales. No todos los VC están disponibles, ya que algunos se reservan para funciones de control.

El campo PTI define el tipo de carga útil que contiene la celda de acuerdo con los valores mostrados en la Tabla II. Aquí los tipos de celda son proporcionados por el usuario, pero la información de congestión es proporcionada por la red. Una celda enviada con PTI 000 podría llegar con 010 para avisar al destino que hay problemas en el camino.

Tabla II - Valores del campo PTI

| <i>Tipo de carga</i> | <i>Significado</i> |
|----------------------|--|
| 000 | Celda de datos de usuario, sin congestión, celda tipo 0 |
| 001 | Celda de datos de usuario, sin congestión, celda tipo 1 |
| 010 | Celda de datos de usuario, hubo congestión, celda tipo 0 |
| 011 | Celda de datos de usuario, hubo congestión, celda tipo 1 |
| 100 | Información de mantenimiento entre conmutadores adyacentes |
| 101 | Información de mantenimiento entre conmutadores de origen y destino |
| 110 | Celda de administración de recursos (utilizada para el control de congestión en ABR) |
| 111 | Reservado para función futura |

El bit CLP se establece por los anfitriones para distinguir entre el tráfico de alta prioridad y el de baja prioridad. Al ocurrir un congestión, los conmutadores ATM primero intentarán descartar las que tengan el bit CLP con valor 1, antes que descartar cualquiera que lo tenga valor 0 [Tanenbaum, 1997].

El campo HEC es utilizado por un algoritmo de corrección y detección de errores, que operan únicamente sobre el encabezado de la celda ATM, es decir, no se aplica a la carga útil.

A continuación del encabezado vienen 48 bytes de carga útil. Sin embargo, no todos los 48 bytes están disponibles para el usuario, pues algunos de los protocolos AAL ponen sus cabeceras y sus terminaciones dentro de la carga.

II.3.1.3 Proceso de establecimiento de una conexión ATM

ATM maneja tanto VC permanentes (PVC – Permanet Virtual Circuit) como VC conmutados (SVC – Switched Virtual Circuit). Los PVC siempre están presentes como líneas privadas, y son configurados manualmente. Los SVC tienen que establecerse cada vez que se requieren.

Para el establecimiento de un SVC el protocolo ATM utiliza el protocolo Q.2934 y una serie de mensajes, listados en la Tabla III.

Tabla III - Mensajes utilizados para establecer y liberar conexiones en ATM

| <i>Mensaje</i> | <i>Significado al enviarse por un anfitrión</i> | <i>Significado al enviarse por la red</i> |
|-----------------------|--|--|
| ESTABLECER | Petición de establecer un circuito | Llamada entrante |
| LLAMADA EN PROCESO | Enterado de la llamada entrante | Atendiendo solicitud de llamada |
| CONEXIÓN | Aceptación de la llamada entrante | Aceptación de solicitud de llamada |
| CONEXIÓN RECONOCIDA | Confirmación de aceptación | Confirmación de llamada recibida |
| LIBERACIÓN | Petición de terminar la llamada | El otro anfitrión solicita terminación |
| LIBERACIÓN COMPLETA | Reconocimiento de liberación | Reconocimiento de liberación |

Los mensajes son enviados en una o más celdas, indicando el tipo de mensaje, la longitud y algunos otros parámetros. Los mensajes pueden ir dirigidos de un anfitrión hacia

la red o de la red a un anfitrión.

La Figura 11 muestra el proceso de establecimiento y liberación de una conexión en una red ATM, mediante los mensajes, antes mencionados.

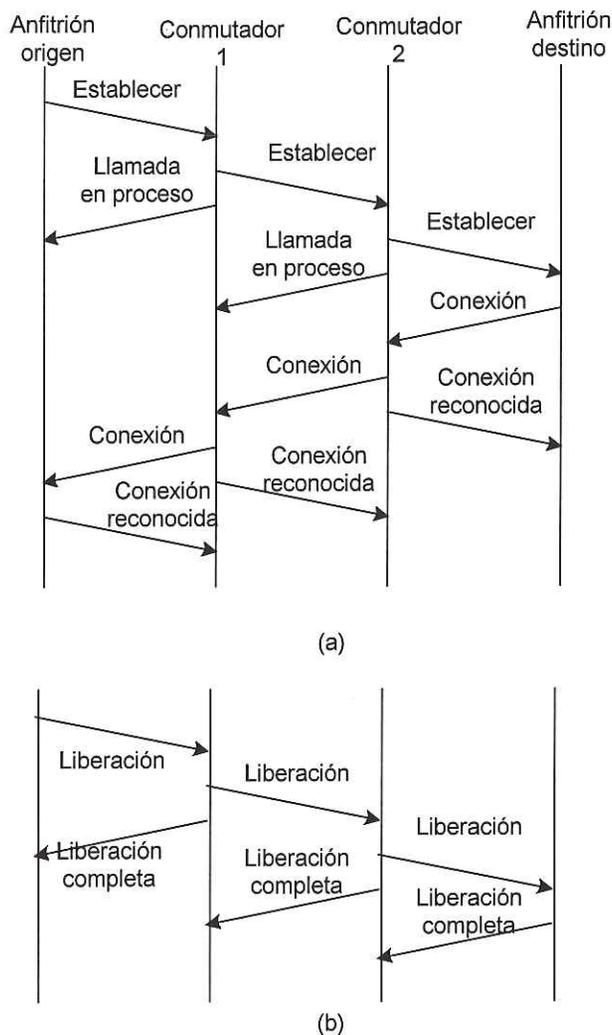


Figura 11 - (a) Establecimiento y (b) Liberación de una conexión en una red ATM

II.3.2 CALIDAD DE SERVICIO EN REDES ATM

Este es un punto importante para las redes ATM, en parte porque se usan para tráfico en tiempo real, como audio y video. Al establecerse un circuito virtual, tanto la capa de transporte como la capa de red ATM deben ponerse de acuerdo en un contrato que defina el

servicio. Éste debe contar con tres puntos: el tráfico que se generará, el servicio acordado y los requisitos de cumplimiento. Para poder tener contratos de tráfico concretos, el estándar ATM define una serie de parámetros de Calidad de Servicio (QoS - Quality of Service) cuyos valores pueden negociar el cliente y el prestador de servicios. Para cada parámetro se especifica el desempeño de peor caso y se requiere que la portadora lo cumpla o lo mejore. En algunos casos el parámetro es un mínimo, en otros es un máximo. La Tabla IV lista algunos parámetros de la calidad de servicio.

Tabla IV - Algunos parámetros de la Calidad de Servicio

| <i>Parámetro</i> | <i>Siglas</i> | <i>Significado</i> |
|---|---------------|--|
| Tasa de celdas pico | PCR | Tasa máxima a la que se enviarán las celdas |
| Tasa de celdas sostenida | SCR | Tasa de celdas promedio a largo plazo |
| Tasa de celdas mínima | MCR | La tasa de celdas mínima aceptable |
| Tolerancia de variación de retardo de celdas | CDVT | La fluctuación del retardo máximo aceptable |
| Tasa de pérdida de celdas | CLR | Fracción de las celdas perdidas o entregadas demasiado tarde |
| Retardo de transferencia de celdas | CTD | El tiempo que se lleva la entrega (medio y máximo) |
| Variación de retardo de celdas | CDV | La variación en los tiempos de entrega de las celdas |
| Tasa de error de celdas | CER | Fracción de las celdas entregadas sin error |
| Proporción de bloques de celdas con errores severos | SECBR | Fracción de bloques alterados |
| Tasa de inserción incorrecta de celdas | CMR | Fracción de las celdas entregadas a un destino equivocado |

II.3.3 SERVICIOS Y CAPAS DE ADAPTACIÓN

ATM ofrece distintos servicios [Amoss y Minoli, 1998] para diferentes tipos de aplicaciones, estos son manejados por diferentes versiones de la capa AAL. Actualmente existen los servicios de Tasa de Bits Constante (CBR – Constant Bit Rate), Tasa de Bits Variable (VBR – Variable Bit Rate), Tasa de Bits no Especificada (UBR – Unspecified Bit

Rate) y Tasa de Bits Disponible (ABR – Available Bit Rate). Además el servicio de Tasa de Marco Garantizada (GFR - Guaranteed Frame Rate), esta siendo estandarizado actualmente por el grupo de trabajo para la administración de tráfico del Foro ATM [ATM Forum TM 4.1, 1999; Amoss y Minoli, 1998].

Las distintas categorías de servicios cuentan con características de tráfico y requerimientos de calidad de servicio, relacionados a cada una de ellas, la Tabla V muestra los atributos que soporta cada servicio, especificados en Fahmy *et al.* [1999]. Los parámetros de tráfico especificados para las distintas categorías de servicio son la Tasa de Celdas Pico (PCR - Peak Cell Rate), la Tolerancia a la Variación del Retardo de Celda (CDVT - Cell Delay Variation Tolerance), la Tasa de Celdas Sostenida (SCR - Sustainable Cell Rate), el Tamaño Máximo de Ráfaga (MBS - Maximum Burst Size), el Tamaño Máximo de Marco (MFS - Maximum Frame Size), y la Tasa Mínima de Celdas (MCR - Minimum Cell Rate). Estos parámetros definen las características del tráfico que esta siendo transportado a través de la red.

Tabla V - Parámetros de QoS y tráfico para las distintas categorías de servicios ATM

| Atributo | Categoría de servicio ATM | | | | | |
|-----------------------|---------------------------|--------------|--------|-----|---------------------------------|-----------------------|
| | CBR | rtVBR | nrtVBR | UBR | ABR | GFR |
| Parámetros de tráfico | | | | | | |
| PCR y CDVT | especificado | | | | | |
| SCR y CDVT | n/a | especificado | | n/a | | solo CDVT para MCR |
| MBS | n/a | especificado | | n/a | | especificado para MCR |
| MFS | n/a | | | | | especificado |
| MCR | n/a | | | | especificado | |
| Parámetros QoS | | | | | | |
| ppCDV | especificado | | n/a | | | |
| MaxCTD | especificado | | n/a | | | |
| CLR | especificado | | | n/a | valor bajo por control de flujo | |
| Otros atributos | | | | | | |
| Retroalimentación | n/a | | | | especificado | n/a |

n/a = no aplicable

Tres parámetros de calidad de servicio definen el nivel de servicio que puede esperarse de la conexión; los parámetros de calidad de servicio son la variación del retardo de celda pico a pico (ppCDV - Peak to Peak Cell Delay Variation), el retardo máximo de transferencia (maxCTD - Maximum Cell Transfer Delay), y la tasa de pérdida de celdas (CLR - Cell Loss Ratio).

A continuación se indicarán las características básicas de los servicios ATM.

II.3.3.1 CBR

El servicio CBR es utilizado por aplicaciones que requieren que una cantidad fija de ancho de banda, indicada por PCR, esté disponible durante todo el tiempo que dure la

conexión. El anfitrión transmisor podrá enviar celdas con una tasa igual o menor a PCR.

En esta clase de servicio los bits que se depositan por un lado del enlace salen por el otro, no existe la comprobación de errores de campo de usuario, control de flujo ni ningún otro proceso. Sin embargo, esta clase es esencial para hacer una transición entre el sistema telefónico actual y los sistemas B-ISDN, ya que los canales PCM de grado de voz, los circuitos T1 y la mayor parte del resto del sistema telefónico usa la transmisión de bits síncrona de tasa constante.

II.3.3.2 VBR

Se divide en dos tipos, el de tiempo real (rtVBR) y el de tiempo no real (nrtVBR). rtVBR es para servicios con requisitos muy estrictos de tiempo real que tienen tasas de bits variables, como el video comprimido interactivo. Los esquemas de compresión para transmisión de video como MPEG, basan su funcionamiento en el envío de un marco base completo seguido de una serie de marcos que transportan diferencias entre el marco actual y el marco base, lo cual provoca que la tasa de transmisión varíe intensamente en el tiempo. A pesar de esta variación, es necesario que la red ATM no genere ninguna fluctuación en el patrón de llegada de las celdas, ya que esto causaría que la imagen pareciera inestable. En otras palabras el retardo medio de las celdas debe estar cuidadosamente controlado. Además para esta aplicación es tolerable un bit o celda perdida de vez en cuando.

Por otro lado nrtVBR, es usado para aplicaciones que requieren de una tasa de bit variable, para las cuales no existe una inherente necesidad de sincronización en el tiempo entre el anfitrión transmisor y el receptor, pero si es requisito un ancho de banda garantizado, una tasa mínima de pérdidas y una cierta latencia [Ferguson y Huston, 1998].

Es útil para aplicaciones orientadas a la transacción, por ejemplo sistemas interactivos de reservación, en los que el tráfico es esporádico y a ráfagas.

II.3.3.3 UBR

Este servicio no da garantías y no cuenta con mecanismos de control de flujo. Si ocurre congestión, las celdas UBR son descartadas sin retroalimentación al transmisor y sin esperar que el transmisor reduzca su velocidad. Es utilizado por aplicaciones con una muy alta tolerancia a retardos y a pérdidas de celdas.

II.3.3.4 ABR

Se define por un ancho de banda mínimo (MCR) garantizado, y un nivel de celdas pico (PCR). ABR trata de reducir la tasa de pérdida de celdas mediante un sistema de control de flujo, utilizando retroalimentación a la fuente para indicar la tasa de envío permitida [Chen *et al.*, 1996]. Dicha tasa se encuentra entre los valores MCR y PCR. Para el servicio ABR en una red ATM, los valores de MCR y PCR son negociados durante el establecimiento de la conexión [Nho *et al.*, 1999]. Las fuentes ABR comparten el ancho de banda disponible de manera justa, entre ellas.

Para obtener la retroalimentación de la red, las fuentes ABR envían una celda de administración de recursos (RM - Resource Management) después de cada 31 celdas de datos. Las celdas RM contienen, los campos tasa explícita (ER - Explicit Rate), indicación de congestión (CI - Congestión Indication), y de no incremento (NI - Not Increase). En el campo ER se indica la tasa que la red puede soportar para una conexión en un instante dado, los otros dos son banderas que señalan cuando una congestión ocurre en la red y cuando la fuente no deberá intentar un incremento en la tasa de envío. ER es inicializado en

la fuente a un valor no mayor de PCR, a CI y NI se les asigna un valor de falso. Después cada conmutador ATM reduce, si es necesario, el valor de ER a uno que pueda soportar, además de cambiar los valores de CI y NI, si así se requiere. Las celdas RM que fluyen de la fuente al destino se conocen como celdas RM hacia adelante (FRM - Forward RM), mientras que las que retornan del destino hacia la fuente son llamadas celdas RM hacia atrás (BRM - Backward RM) (Figura 12). Cuando el anfitrión fuente recibe una celda BRM, utiliza el valor contenido en ER, y los estados de las banderas NI y CI para calcular su tasa de celdas permitida (ACR - Allowed Cell Rate). Para ello utiliza un algoritmo como el de indicación de tasa explícita para prevención de congestiónamiento (ERICA - Explicit Rate Indication for Congestión Avoidance) [Kalyanaraman *et al.*, 2000], incluido en ATM Forum TM 4.0 [1996] como un ejemplo de un posible mecanismo de conmutadores para administración de tráfico ABR, y utilizado en diversas investigaciones [Kalyanaraman *et al.*, 1998; Goyal, R. *et al.*, 1998; Kalyanaraman *et al.*, 1996].

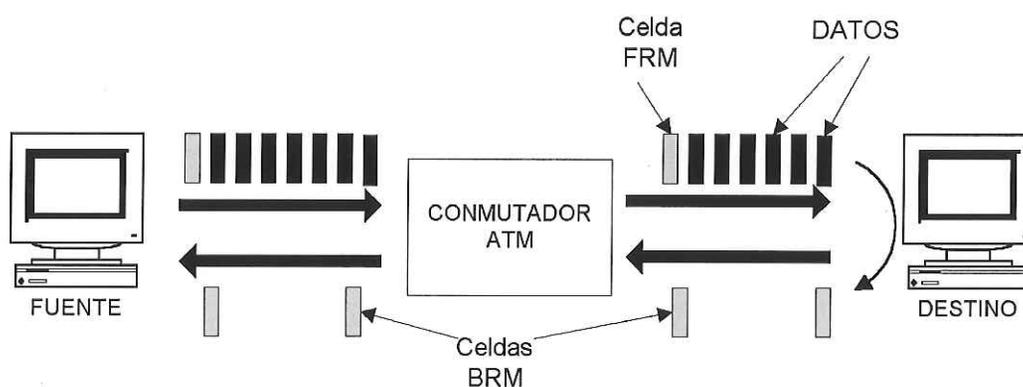


Figura 12 - El modelo de administración de tráfico ABR: fuente, conmutador, destino y celdas RM

ABR es la única categoría de servicio que proporciona una tasa de retroalimentación al transmisor, solicitándole que disminuya la velocidad al ocurrir congestiónamiento.

II.3.3.5 GFR

Es el más reciente de los servicios ATM, aún se encuentra en proceso de estandarización. Al igual que ABR y UBR, fue propuesto para aplicaciones en tiempo no real [Fahmy *et al.*, 1999]. Esta orientado a usuarios que no pueden especificar los parámetros de tráfico necesarios para utilizar conexiones como en UBR, y no cuentan con la capacidad de cumplir con el comportamiento que requiere el servicio ABR. A pesar de que este tipo de usuario podría utilizar el servicio UBR, GFR le es preferencial ya que le ofrece garantías de tasa mínima y una tasa de pérdidas baja, además, contrariamente a ABR, requiere de muy poca interacción del usuario con la red.

CAPÍTULO III

INTEGRACIÓN DE IP SOBRE ATM

III.1 INTRODUCCIÓN

Como ya se mencionó en el capítulo anterior, en la actualidad se busca arduamente satisfacer las necesidades de los usuarios de Internet, para las nuevas aplicaciones multimedia. Hoy en día IPv4 ha sido objeto de modificaciones, para cumplir con la era multimedia, de hecho se ha llegado a la consolidación de la red mundial Internet, gracias a este protocolo. Pero IPv4 ha llegado a sus últimas etapas, en gran medida, debido a que este protocolo no fue diseñado ex profeso para los nuevos tipos de aplicaciones, incluso tampoco para poder soportar la enorme cantidad de usuarios que habrá en un futuro cercano.

Las aplicaciones requieren de muy variados tipos de servicios por parte de Internet, junto con enormes capacidades de ancho de banda. ATM ha surgido como una plataforma que presenta los beneficios de gran ancho de banda y distintas categorías de servicio, que otorgan diferentes niveles de QoS. Actualmente existen propuestas de integración de las tecnologías de Internet y ATM [Fahmy *et al.*, 1999] que persiguen solucionar los problemas actuales. En el presente capítulo plasmamos algunos de los aspectos importantes de las opciones y los lineamientos ya establecidos para la integración del protocolo de Internet sobre redes ATM.

III. 2 PARADIGMAS IP - ATM

Existen varias propuestas importantes para la integración de IP sobre ATM, algunas de ellas ya son funcionales como el modelo clásico de IP sobre ATM [Laubach y Halpern, 1998], del que actualmente existen implementaciones reales como se menciona en Andrikopoulos *et al.* [1996], Guarene *et al.* [1998]; y la emulación de red de área local ATM [ATM Forum LANE 1.0, 1995]. El primer enfoque es propuesto por el fuerza de trabajo de ingeniería de Internet (IETF - Internet Engineering Tasking Force), y el segundo por el Foro ATM (ATM - Forum). La IETF se encarga de la elaboración de estándares y especificaciones que rigen a Internet, y se encuentra bajo la dirección del consejo de arquitectura de Internet (IAB - Internet Architecture Board), quien a su vez depende de la Sociedad de Internet (ISOC- Internet SOCIety). La ISOC fue establecida en 1992, y es la organización encargada de regular todos los aspectos referentes a Internet, incluyendo el desarrollo de estándares y especificaciones, así como de la administración y operación de la misma [Asatani, 1999].

Por otro lado el Foro ATM, establecido en 1991, esta encargado de la elaboración de estándares para redes ATM, principalmente en redes privadas. Recientemente el Foro ATM mostró otra propuesta que involucra la unión IP-ATM, conocida como multiprotocolo sobre ATM (MPOA - MultiProtocol Over ATM) [ATM Forum MPOA 1.0, 1998; ATM Forum MPOA 1.1 , 1999], aunque en ella no se trata específicamente de dicha integración, sino de unificar un conjunto más amplio de protocolos con las redes ATM.

III.3 EMULACIÓN DE RED DE ÁREA LOCAL

El principio de funcionamiento básico para la emulación de red de área local (LANE - Local Area Network Emulation), es lograr que la red ATM tome la apariencia de un medio virtualmente compartido. Desde el punto de vista de capa de protocolo, la capa ATM emula el comportamiento del protocolo de control de acceso al medio (MAC - Medium Access Control), comportándose como otro protocolo de la familia MAC IEEE 802, por debajo de la subcapa de control de enlace lógico (LLC) [Newman, 1994]. La principal característica en un medio compartido, es que todos los paquetes son transmitidos por difusión, es decir, cada paquete es recibido por todos los anfitriones de la red. A su vez cada anfitrión filtra los paquetes que no van dirigidos a él.

A pesar que ATM es orientado a conexión, se puede emular la difusión de paquetes mediante servidores ATM dedicados a este propósito.

El subgrupo de trabajo para LANE, del Foro ATM [ATM Forum LANE 1.0, 1995], propone el uso de una serie de servidores. Se requiere de un servidor LANE (LE), el cual se encarga de las funciones de registro y resolución de direcciones MAC, y de traducir descriptores de ruta en direcciones ATM. También se menciona el uso de uno o más servidores multitransmisión, como son el servidor específico para multitransmisión (SMS - Specific Multicast Server) y servidor general para multitransmisión (GMS - General Multicast Server). Estos últimos se necesitan para emular las características de entrega de datos no orientada a conexión, correspondiente a un medio compartido. Además tienen la capacidad de enviar una trama MAC a un conjunto de clientes de la red, de esta manera un

anfitrión que necesita transmitir un paquete a un grupo de anfitriones deberá enviarlo al servidor multitransmisión [Chao *et al.*, 1994], quien lo retransmitirá al dicho grupo, o en su caso hará una difusión completa. De esta manera los clientes de la red perciben el medio como el de una red de área local basada en difusión. Las regulaciones y detalles referentes a LANE se encuentran en diversos documentos del Foro ATM como ATM Forum LANE 1.0 [1995], ATM Forum LANE CMS 2.0 [1998], ATM Forum LANE SMS 1.0 [1996] y ATM Forum LANE LUNI [1997].

Para el presente trabajo optamos por no tomar esta propuesta debido a la limitación en el ámbito de red local, así como a la complejidad introducida por la existencia de distintos tipos de servidores dedicados a emular el protocolo de una red de la familia IEEE 802. En cambio decidimos adoptar el enfoque clásico de IP sobre ATM, descrito en detalle a continuación, debido a su sencillez y a que no contempla limitaciones de ámbito físico. Además de que las propuestas por utilizar el protocolo IP directamente sobre la capa ATM, como es el caso del enfoque clásico, ya han ganado una cierta popularidad [Biagoni *et al.*, 1993].

III.4 MODELO CLÁSICO DE IP SOBRE ATM

En el enfoque clásico de IP sobre ATM (CIOA -Classical IP Over ATM), se utiliza el encapsulamiento para el transporte de paquetes IP. Un anfitrión emisor establece un circuito virtual permanente o conmutado, a través de una red ATM hacia un anfitrión destino, y especifica la utilización de la capa cinco de adaptación ATM (AAL5- ATM Adaptation Layer 5) [Kercheval, 1998]. Después el emisor divide los paquetes IP en celdas

y transfiere las celdas a través de la red. En el lado del receptor AAL5 reensambla el paquete IP y puede transferirlo al software IP.

En este enfoque el protocolo ATM es ubicado dentro de la capa de enlace, y a diferencia de LANE cubre tanto el control de enlace lógico como el control de acceso al medio.

Como valor estándar, se especifica la unidad máxima de transmisión (MTU – Maximum Transfer Unit) en 9180 octetos [Laubach y Halpern, 1998]. Por lo tanto el tamaño máximo para un paquete IP será de 9180 bytes.

Los campos de control colocados al final de un paquete AAL5 no contienen ninguna clase de información sobre el tipo de la carga útil. Para solucionar esto existen dos posibilidades:

Que los anfitriones en ambos extremos del circuito virtual acuerden de antemano que será usado para un protocolo específico, o que los anfitriones acuerden de antemano que algunos bytes del área de datos serán reservados para utilizarse como un campo de tipo.

Cualquiera de las dos opciones puede ser utilizada. Cuando los anfitriones opten por la segunda opción, estos deberán incluir el encabezado estándar IEEE 802.2 control de enlace lógico (LLC - Logical Link Control) seguido por un encabezado de punto de unión de subred (SNAP - SubNetwork Attachment Point). El encabezado LLC, de 3 octetos, deberá contener el valor AA.AA.03. El encabezado SNAP cuenta con 2 campos: el campo identificador único organizacional (OUI - Organizationally Unique Identifier) de 3 bytes, y el campo de tipo de 2 bytes. El campo OUI identifica a la organización que administra los

valores del campo de tipo y el campo de tipo identifica el tipo de paquete. OUI deberá contener el valor 00.00.00, correspondiente a estándares Ethernet, y el campo de tipo contendrá 08.00, que indica el encapsulamiento de IP en una trama Ethernet.

III.4.1 SUBRED LÓGICA IP

El modelo clásico de IP sobre ATM indica que, dentro de una red ATM, deben definirse grupos de anfitriones que se conocen como subredes lógicas IP (LIS – Logical IP Subnetwork) [Comer, 1996; Laubach y Halpern, 1998; Kercheval, 1998], como la mostrada en la Figura 13.

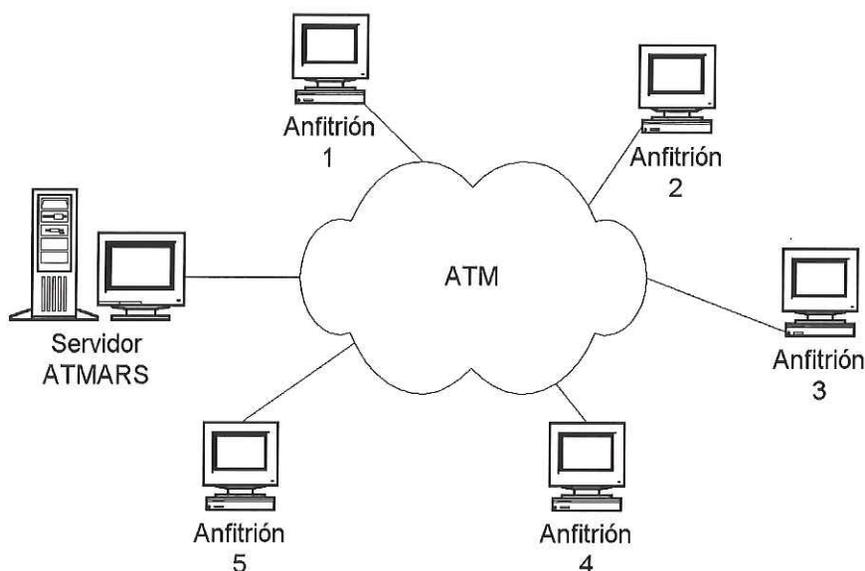


Figura 13 - Subred Lógica IP

Dentro de la misma red ATM se pueden especificar varias LIS, como subconjuntos del total de los anfitriones que la forman, como en la Figura 14 donde se muestran dos LIS, A y B, formando la red ATM.

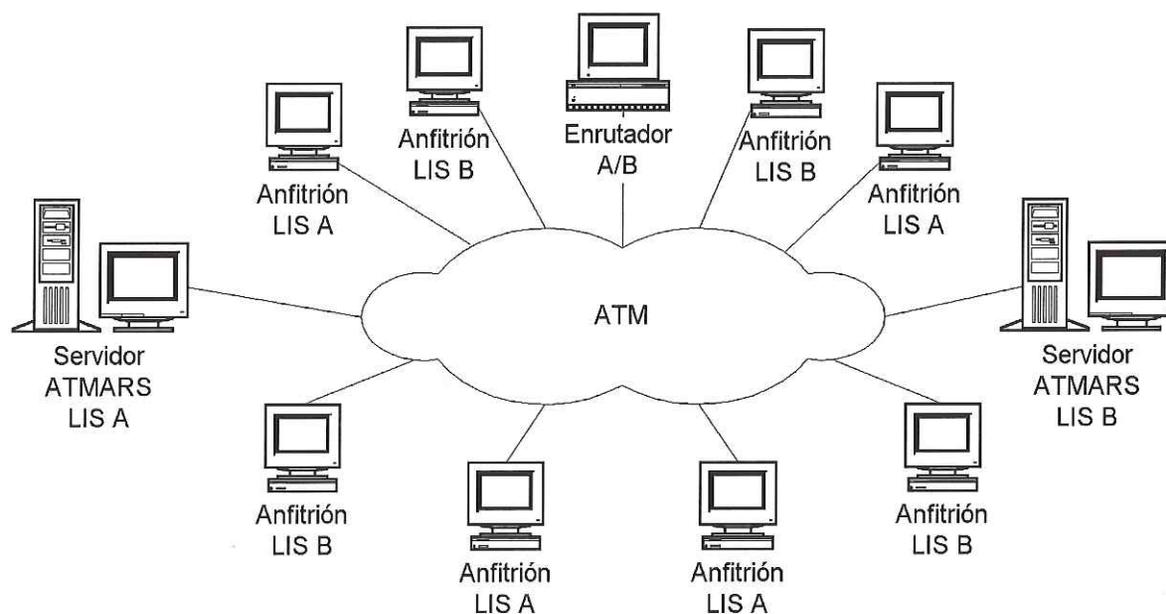


Figura 14 - Dos LIS integradas en la misma red ATM

Para la comunicación entre anfitriones de la misma LIS se establecen circuitos virtuales, directamente entre ellos, para intercambiar paquetes IP. El protocolo IP aplica sus reglas estándar [Luciani *et al.*, 1998] a cada LIS, ya que éstas se consideran redes independientes virtualmente. Por esto todos los anfitriones que pertenecen a una misma LIS compartirán un solo prefijo de red IP y dicho prefijo no podrá ser utilizado por otra LIS. Además un anfitrión en la LIS A no podrá comunicarse de manera directa, por medio de una conexión ATM, con un anfitrión perteneciente a una LIS B, no importando que el equipo de red ATM así lo permita. Para ello es necesario que cualquier comunicación entre anfitriones miembros de distintas LIS, se lleve a cabo a través de un anfitrión de propósito especial conocido como enrutador [Laubach y Halpern, 1998], el cual es miembro común en ambas LIS, como se muestra en la Figura 14. La Figura 15 muestra la configuración lógica de las dos LIS presentadas anteriormente.

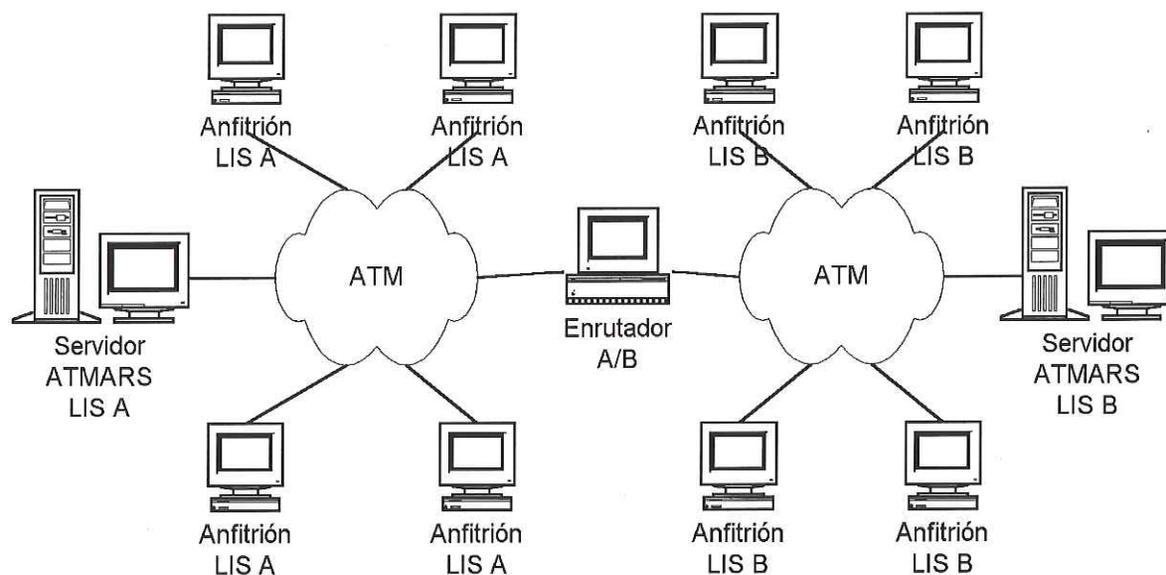


Figura 15 - Configuración lógica de dos LIS en la misma red ATM

El hecho de dividir a los anfitriones de la red ATM en LIS, se basa en las limitaciones propias del equipo. Si se realizaran conexiones directas entre todos los anfitriones, manejando tráfico IP, el número de éstas tendría un crecimiento tipo cuadrático en función del número de anfitriones. El crear subconjuntos de anfitriones y reglamentar que las comunicaciones entre distintos grupos sea a través de dispositivos especiales (enrutadores) permite la reducción significativa en el número de conexiones por anfitrión, logrando escalabilidad. Todo esto delegando la carga de conexiones en los enrutadores.

III.4.2 PROTOCOLO DE RESOLUCIÓN DE DIRECCIONES ATM

Antes de poder crear un circuito virtual hacia otro miembro de la LIS, un anfitrión primero deberá traducir la dirección destino, contenida en el paquete IP, en la dirección física ATM correspondiente.

Dado que las direcciones ATM no son configurables manualmente, una dirección IP

no puede codificarse dentro de una dirección ATM. Por otro lado, el hardware ATM no soporta la difusión, por lo tanto IP no puede utilizar el ARP convencional para asignar direcciones de redes ATM, sino que debe contactarse con un servidor de resolución de direcciones ATM (ATMARS - ATM Address Resolution Server), para obtener la transformación [Kercheval, 1998]. La comunicación entre el anfitrión y el servidor utiliza un protocolo de resolución de direcciones ATM (ATMARP - ATM Address Resolution Protocol), una variante del protocolo ARP comentado en el Capítulo II.

Para llevar a cabo este proceso un anfitrión debe elaborar una solicitud que incluye las direcciones ATM e IP del emisor, junto con la dirección IP que se desea traducir a dirección ATM. Dicha solicitud es enviada al servidor de resolución de direcciones ATM. Si el servidor contiene en sus tablas la dirección ATM solicitada, envía al anfitrión una respuesta ATMARP indicando ésta; de otra manera, el servidor envía una respuesta ATMARP negativa [Kercheval, 1998].

El formato del paquete ATMARP es una ligera modificación del ARP, ver Figura 16. El mayor cambio comprende campos de longitud y dirección adicionales para adaptarse a las direcciones ATM.

| | | | | |
|---|---------------|------------------------|-------------|----|
| 0 | 8 | 16 | 24 | 31 |
| HARDWARE TYPE (0x0013) | | PROTOCOL TYPE (0x0800) | | |
| SEND.HLEN (20) | SEND.HLEN2(0) | OPERATION | | |
| SEND.PLEN(4) | TAR.HLEN(20) | TAR.HLEN2(0) | TAR.PLEN(4) | |
| Dirección ATM del emisor (bytes 0-3) | | | | |
| Dirección ATM del emisor (bytes 4-7) | | | | |
| Dirección ATM del emisor (bytes 8-11) | | | | |
| Dirección ATM del emisor (bytes 12-15) | | | | |
| Dirección ATM del emisor (bytes 16-19) | | | | |
| Dirección del protocolo del emisor | | | | |
| Dirección ATM del destino (bytes 0-3) | | | | |
| Dirección ATM del destino (bytes 4-7) | | | | |
| Dirección ATM del destino (bytes 8-11) | | | | |
| Dirección ATM del destino (bytes 12-15) | | | | |
| Dirección ATM del destino (bytes 16-19) | | | | |
| Dirección del protocolo del destino | | | | |

Figura 16 - Formato de un paquete ATMARP en el se utilizan 20 bytes para las direcciones ATM, como lo recomienda el Foro ATM

Para adaptarse a los distintos formatos de dirección ATM y a una jerarquía de dos niveles, un paquete ATMARP contiene dos campos de longitud para cada dirección ATM, así como un campo de longitud para cada dirección de protocolo [Comer, 1996]. Un paquete ATMARP comienza con una serie de campos fijos. El primero de los campos, HARDWARE TYPE (tipo de hardware), contiene el valor 0x0013 para ATM, y el segundo campo, PROTOCOL TYPE (tipo de protocolo), contiene 0x0800 para IP. Los campos SEND.HLEN y SEND.HLEN2 especifican las longitudes de la dirección y subdirección ATM del emisor respectivamente. Los campos TAR.LEN y TAR.LEN2 especifican la longitud de la dirección y subdirección ATM del destino respectivamente. Mientras que los campos SEND.PLEN y TAR.PLEN especifican la longitud de las direcciones de protocolo del emisor y el receptor, lo que permite adaptarse al nuevo tamaño de direcciones del

protocolo IPv6. El campo OPERATION (operación) indica el tipo de operación que efectuará el paquete ATMARP, tomando alguno de los valores de la tabla 1.

Tabla VI - Valores que puede contener el campo OPERACION en un paquete ATMARP

| <i>Código</i> | <i>Significado</i> |
|---------------|---------------------------------|
| 1 | Solicitud ATMARP |
| 2 | Réplica ATMARP |
| 8 | Solicitud ATMARP inversa |
| 9 | Réplica ATMARP inversa |
| 10 | Acuse de recibo negativo ATMARP |

Dado que ATM soporta dos tipos de circuitos virtuales, se originan dos casos [Comer, 1996], para poder resolver las direcciones:

III.4.2.1 Circuitos Virtuales Permanentes

En una red ATM un administrador debe configurar cada PVC, los anfitriones por si mismos no participan en la configuración. Así, a menos que la información de direcciones haya sido configurada en las tablas de direcciones del anfitrión, el anfitrión no podrá conocer las direcciones IP o las direcciones ATM a la que se conecta un PVC.

Para traducir las direcciones cuando se emplea un PVC, se utiliza el protocolo ATMARP Inverso (InATMARP – Inverse ATMARP). Para poder aplicar este protocolo, el anfitrión debe contar con una tabla de información que liste todos los PVC que han sido configurados. Para determinar las direcciones IP y ATM de un anfitrión al otro lado de un circuito virtual permanente, el anfitrión transmisor deberá enviar un paquete ATMARP, indicando en el campo operación un valor de 8 (ver tabla 1) e incluyendo sus direcciones IP y ATM como emisor. Cuando el otro anfitrión recibe dicho paquete, este creará una

respuesta incluyendo sus direcciones IP y ATM en los campos correspondientes del emisor (ahora él es el emisor) respectivamente, y el valor 9 en el campo de operación. De esta manera al recibir la respuesta, el anfitrión transmisor, podrá conocer las direcciones IP y ATM y determinar si corresponden a la dirección IP destino.

III.4.2.2 Circuitos Virtuales Conmutados

Dentro de una LIS los anfitriones crean SVC en base a la demanda. Cuando un anfitrión A necesita enviar un paquete IP al anfitrión B y no existe en ese momento un SVC hacia B, A utiliza primero la señalización ATMARP para traducir la dirección IP del destino en su correspondiente dirección ATM, y luego aplica la señalización ATM para crear el SVC necesario. Para ello A comienza con la dirección IP de B, la cual debe ser transformada en una dirección ATM equivalente. Cada LIS debe tener un servidor ATMARP y todos los anfitriones en la LIS deben ser configurados con la dirección de dicho servidor, ya sea utilizando un PVC al servidor, o con la dirección de éste almacenada en tablas. Un servidor ATMARS no establece conexiones hacia los anfitriones sino que espera a las solicitudes de dichos anfitriones. Para transformar la dirección IP de B en ATM, el anfitrión A debe tener un circuito virtual abierto para el servidor ATMARP de la LIS. Después A forma un paquete de solicitud ATMARP y lo envía sobre la conexión hacia el servidor ATMARS.

Un servidor ATMARS mantiene una tabla con los pares de direcciones IP-ATM de los miembros de la LIS. Si la dirección solicitada se encuentra en la tabla del servidor, entonces este envía una respuesta ATMARP conteniendo la dirección ATM de B. En caso contrario, envía un acuse de recibo negativo. El envío de un acuse de recibo negativo sirve

para distinguir cuando un servidor no tiene una asignación y cuando presenta fallas de funcionamiento. De esta manera cuando un anfitrión realiza una solicitud ATMARP, puede determinar una de estas posibilidades sin ambigüedad: (1) la dirección ATM del destino, (2) si el destino no está actualmente disponible en la LIS o (3) si el servidor actualmente no está respondiendo [Comer, 1996].

Cada anfitrión o enrutador, en una LIS, debe registrar sus direcciones IP y su correspondiente dirección ATM con el servidor ATMARS. Esto se realiza automáticamente cada vez que un anfitrión establece un circuito virtual hacia un servidor ATMARS ya que el servidor envía un InATMARP al que el anfitrión debe responder [Amoss y Minoli, 1998], recibiendo así el servidor una entrada para la tabla de direcciones. Las especificaciones del enfoque clásico se encuentran contenidas principalmente en Laubach y Halpern [1998], existiendo una serie de múltiples documentos adicionales de la IETF, donde destacan Luciani *et al.* [1998], Maher [1998], Greene *et al.* [1998], Pérez *et al.* [1995], y Laubach [1995].

III. 5 SOBREENCABEZADO EN REDES IP - ATM

Como en todos los sistemas de red, toda la información enviada por las aplicaciones no puede esperar utilizar el ancho de banda total del sistema. Junto con los datos de la aplicación se van anexando los encabezados de las diferentes capas, formadas por los protocolos necesarios para llevar a cabo la comunicación en la red. Dichos encabezados son la información que cada protocolo inserta para el control de su propio funcionamiento. Desde el punto de vista de la aplicación no se consideran información útil, y se conoce en

con el nombre de sobreencabezado. Para los distintos tipos de redes, existe un sobreencabezado en especial determinado por las características de los protocolos que integran cada sistema. Para el caso del presente trabajo, comentaremos las fuentes que generan este fenómeno en las redes IP-ATM.

Comenzaremos por la capa física. Como ya se mencionó en el capítulo anterior, SONET conforma, principalmente, la capa física para redes ATM, misma que existirá en el caso de redes IP-ATM. El funcionamiento de SONET se basa en la transmisión de tramas de datos. Una trama es enviada cada 125 microsegundos, dando un total de 8000 tramas por segundo [ATM Forum UNI 3.1, 1994]. El tamaño de la trama depende de la tasa de datos utilizada. En el presente trabajo se consideran tasas de transmisión que son segmentos de las portadoras ópticas estándar, ya que el usuario no requiere de todo el ancho de banda de una portadora óptica. Entonces, consideramos el uso de un canal OC-3 para nuestro modelo, del cual, el usuario solo tomará la porción necesaria para su conexión.

Un canal OC-3 cuenta con un tamaño de trama de 2430 bytes, y una tasa de 155.52 Mbps. SONET tiene tres tipos de sobreencabezado: sobreencabezado de sección (SOH - Section Overhead), sobreencabezado de línea (LOH - Line overhead) y sobreencabezado de ruta (POH - Path Overhead). SOH, LOH y POH consumen 90 bytes de la trama [Cavanaugh, 1994]. Por lo tanto el ancho de banda disponible para ATM (AB_{ATM}) es de:

$$AB_{ATM} = \frac{carga_efectiva_trama}{longitud_trama} * tasa_transmision \quad (1)$$

Donde *carga_efectiva_trama* es la información útil dentro de la trama, *longitud_trama* es el tamaño total de la trama y *tasa_transmisión* es la tasa de datos a la

que se transmite. Por lo tanto tenemos:

$$AB_{ATM} = \frac{2430 - 90}{2430} * 155.52 = 149.76 \text{ Mbps}$$

La siguiente fuente de sobreencabezado sería la capa ATM, donde cada celda cuenta con 5 bytes de encabezado por 48 de carga útil. Calculamos el ancho de banda disponible en la subcapa AAL5 así:

$$AB_{AAL5} = \frac{\text{carga_efectiva_celda}}{\text{longitud_celda}} * AB_{ATM} \quad (2)$$

$$AB_{AAL5} = \frac{48}{53} * 149.76 = 135.632 \text{ Mbps}$$

El enfoque clásico de IP sobre ATM utiliza el encapsulado LLC/SNAP, entonces, junto con los 9180 bytes de MTU se agrega dicho encabezado de 8 bytes en la carga útil del paquete utilizado en AAL5 como unidad de datos de protocolo (PDU - Protocol Data Unit).

Además el PDU de AAL5 lleva un apéndice de 8 bytes y un relleno extra para asegurarse de que el tamaño total del PDU será múltiplo de 48 bytes, para poder obtener un número entero de celdas en la operación de segmentación.

Dado que tenemos 9180 bytes del MTU, 8 bytes del encabezado LLC/SNAP, y 8 bytes del apéndice, sumamos un total de 9196 bytes, por lo que se requieren 20 bytes de relleno para completar un número entero de celdas ATM (192 celdas). Por lo tanto, en el PDU de AAL5 se tienen 36 bytes de sobreencabezado y 9180 bytes de carga útil para el protocolo IP, para una longitud total de 9216 bytes en el PDU.

Calculando el ancho de banda disponible en IP tenemos:

$$AB_{IP} = \frac{carga_efectiva_PDU_AAL5}{longitud_PDU_AAL5} * AB_{AAL5} \quad (3)$$

$$AB_{IP} = \frac{9180}{9216} * 135.632 = 135.102 \text{ Mbps}$$

Para calcular el ancho de banda disponible en la capa de transporte, solo debemos considerar el resultado anterior y los 40 bytes de encabezado del protocolo IPv6. Tomando en cuenta el máximo tamaño que pueden tomar los paquetes IP bajo el modelo clásico IP-ATM, que obedece a 9180 bytes de MTU.

$$AB_{transporte} = \frac{carga_efectiva_IP}{longitud_paquete_IP} * AB_{IP} \quad (4)$$

Donde la longitud máxima del paquete IP estará dada por el MTU de 9180 bytes, y por lo tanto la carga efectiva será de 40 bytes menos, debido al encabezado IPv6, el cual consideramos por ser el peor caso de sobreencabezado.

$$AB_{transporte} = \frac{9180 - 40}{9180} * 135.102 = 134.513 \text{ Mbps}$$

Que es el ancho de banda disponible en la capa de transporte, es decir, disponible tanto al protocolo TCP como UDP. Para determinar el ancho de banda correspondiente a la aplicación tomaremos el caso del protocolo TCP, ya que es el peor caso de sobreencabezado. UDP cuenta con un encabezado de 8 bytes, mientras que TCP agrega, generalmente, 20 bytes de encabezado a los datos provenientes de la aplicación. Por lo tanto tenemos:

$$AB_{aplicacion} = \frac{carga_efectiva_TCP}{longitud_paquete_TCP} * AB_{transporte} \quad (5)$$

Donde la carga efectiva TCP nuevamente se basará en el MTU, pero ahora restando los encabezados de IPv6 y de TCP. Y la longitud del paquete TCP será dada quitándole al MTU la longitud del encabezado IPv6.

$$AB_{aplicacion} \frac{9180 - 40 - 20}{9180 - 40} * 135.513 = 134.218 Mbps$$

El ancho de banda disponible en la capa de aplicación es de aproximadamente 86% del ancho de banda total en la capa física, en el mejor de los casos. Recordemos que estamos considerando el caso ideal en el que todos los paquetes y tramas, se encuentran con su carga útil a su máxima capacidad. En la práctica existirán paquetes que no llenen su carga útil y por lo tanto el sobreencabezado será mayor. Existen estudios como [Cavanaugh, 1994], que muestran resultados indicando que el sobreencabezado en redes IP-ATM varía del 13% al 25%, es decir, una carga útil de 87% a 75% respectivamente.

III.6 ENRUTAMIENTO EN IP SOBRE ATM

Los nuevos conceptos en la integración de dos sistemas, creados originalmente con distintas filosofías, conllevan al surgimiento de una serie de consideraciones necesarias para la adaptación de estos, entre otros tópicos tenemos el nuevo paradigma de enrutamiento en IP sobre ATM.

El enrutamiento es uno de los fundamentos del Internet actual. Los protocolos dinámicos para realizarlo le han dado a Internet una gran flexibilidad. Sin embargo las nuevas ambiciones de llevar tráfico de banda ancha y sensible al tiempo, provocan nuevos retos para el actual esquema de Internet.

El asombroso crecimiento de Internet refleja un aumento enorme en el número de enrutadores, como resultado, los cálculos necesarios para dirigir un paquete a su destino se vuelven más complejos. Este problema se puede resolver dándole un mayor grado de jerarquización a la red de redes, comprometiendo con esto la precisión del enrutamiento. El reto es diseñar algoritmos eficientes y condensar la información de la topología, para lograr minimizar cualquier pérdida de precisión.

También tenemos el tráfico que requiere calidad de servicio (QoS), para esto es necesaria la combinación de cálculos para las rutas más cortas con políticas adicionales o restricciones de costos, por lo que es necesario tomar en cuenta más de un parámetro. El enrutamiento multiparamétrico, no solo es más complejo en cuanto a cálculos, además requiere de protocolos capaces de desempeñar un monitoreo más dinámico de los recursos de la red, para mantener los nuevos servicios bajo control.

El creciente número de usuarios junto con las aplicaciones multimedia, están elevando considerablemente el volumen de tráfico. El desempeño de la entrega de paquetes necesita satisfacer estas nuevas condiciones. Una manera de lograr esto es enviar más tráfico de la capa de red directamente en la capa de enlace, esto significa un desplazamiento a una forma de envío más orientada a conexión y controlada por hardware, a la que se conoce como enrutamiento de atajo (SR - Shortcut Routing), en referencia a la habilidad de evitar a los enrutadores de capa de red en el proceso de envío de paquetes. El punto clave es como proveer la conectividad de la capa de red (IP) con el desempeño de la capa de enlace (ATM) [Dumortier, 1998].

Mas a detalle, SR se refiere a la capacidad de enviar paquetes de capa de red

directamente en la capa de enlace, sin tomar en cuenta las fronteras existentes de la red. En el contexto de IP sobre ATM, cada uno de los paquetes IP pueden ser transferidos a través de las fronteras de la red IP sin ser procesados por un enrutador IP, o la topología ATM pueda ser flexiblemente alterada de tal manera que se creen nuevas adyacencias directas entre los enrutadores IP remotos [Dumortier, 1998]. Esto tiene las siguientes ventajas:

- *Aumento del caudal eficaz*
- *Disminución del retardo de terminal a terminal*
- *Reducción de la carga de enrutadores*
- *Mejor utilización de las capacidades de QoS de la capa de enlace*
- *Optimización del enrutamiento*

El resultado es una mezcla de caminos de entrega orientado a conexión y no orientado a conexión, para tráfico de capa de red.

La principal desventaja presentada por SR esta dada por su inescalabilidad [Hong, 1998], dado que las conexiones entre LIS son permitidas de manera directa a través de la red ATM, por lo que el número de conexiones ATM requeridas por el tráfico IP sería muy elevado.

III.6.1 CLASIFICACIÓN DEL ENRUTAMIENTO DE ATAJO EN REDES IP/ATM

III.6.1.1 Enrutamiento por Capas

Este método sugiere que en las capas IP y ATM existan protocolos de enrutamiento

independientes. En este caso se aplican protocolos como el usado en IP sobre ATM clásico [Laubach y Halpern, 1998]: resolución del siguiente salto [Luciani *et al.*, 1998], que es directamente mapeado por el ATMARP en cada subred lógica IP. Los paquetes IP son enviados salto a salto a través de la red ATM y no se realiza ningún esfuerzo para optimizar la ruta o el caudal eficaz.

El SR basado en capas, provee mejoras para aumentar el caudal eficaz saltando los cuellos de botella y optimizando la ruta a través de la red ATM. La funcionalidad del atajo, en forma de un protocolo de resolución de direcciones extendido, descansa en el protocolo existente en la capa de enlace, como es el caso del enrutamiento aumentado de interface privada red a red (PAR - PNNI Augmented Protocol) basado en PNNI (PNNI - Private Network-to-Network Interface), o implementado como un protocolo separado como el protocolo de resolución del salto siguiente (NHRP - Next Hop Resolution Protocol) [Luciani *et al.*, 1998]. NHRP lleva a cabo una resolución de direcciones remota para determinar el nodo IP para el cual la ruta más corta puede ser establecida.

PAR-PNNI hace esta resolución innecesaria distribuyendo información sobre la posición de los enrutadores IP, conectados a ATM, a través del protocolo PNNI. El resultado es que la ruta a través de la red ATM es determinada por el protocolo de enrutamiento ATM (PNNI), sin la interferencia de la capa IP. El SR en este contexto es un método para concatenar fragmentos de rutas para llevar a cabo una optimización de trayectorias de amplio contacto.

III.6.1.2 Enrutamiento Integrado

El mayor beneficio de integrar la inteligencia de enrutamiento, de las capas de red y enlace, en un solo protocolo es que la interacción compleja o ineficiente de las funciones de ambas capas se evita a priori. La integración puede ser lograda por ambas concentrando toda la inteligencia de enrutamiento en una de las dos capas o diseñando un solo protocolo multicapa.

La primera opción corresponde a la conmutación de etiqueta de multiprotocolo (MPLS - MultiProtocol Label Switching), esta propone desplazar el control de enrutamiento ATM a la capa IP por medio de enrutadores de conmutación de etiqueta (LSR - Label Switch Router). Los conmutadores IP (Ipsilon), conmutadores tag (Cisco), o enrutadores-conmutadores integrados (IBM), por ejemplo, pertenecen a esta familia.

En el contexto de IP-ATM, el enrutamiento se realiza por protocolos tradicionales IP, como OSPF, mientras las rutas son traducidas a la capa ATM por los protocolos de señalización ligera de MPLS como el protocolo de administración de flujo de Ipsilon (IFMP - Ipsilon Flow Management Protocol) o el protocolo de distribución de etiquetas (TDP - Tag Distribution Protocol). Estos protocolos reemplazan la tradicional señalización e interfaz del Foro ATM con IP: Interfaz usuario-red/Interfaz red-red (UNI/NNI - User to Network Interface/Network to Network Interface). El resultado es que la señalización UNI/NNI no se necesita más en las redes ATM para soportar el tráfico IP. Si otro tráfico distinto de IP va a ser transportado sobre la misma red ATM, esto deberá de realizarse en forma paralela con protocolos de enrutamiento y señalización separados.

La segunda opción corresponde a la propuesta del Foro ATM, donde el protocolo de

enrutamiento de ATM (PNNI) es ampliado con un modo de "salto a salto" para convertirlo en un protocolo verdaderamente multicapa: PNNI Integrado (I-PNNI - Integrated PNNI). El enrutamiento de la capa ATM e IP se controla en ambos casos por el mismo protocolo I-PNNI. Ambos nodos, IP y ATM, cuentan con un mapa completo de las dos capas.

III. 7 CALIDAD DE SERVICIO EN IP-ATM

Como se puede observar en la propuesta planteada por el enfoque clásico de IP sobre ATM, las ventajas que las aplicaciones de Internet obtendrán en una plataforma ATM, serán logradas gracias a la mayor capacidad en ancho de banda que proporciona dicha tecnología, si comparamos con aplicaciones IP ejecutándose sobre otros tipos de arquitecturas como Ethernet o Frame Relay. Aun así, al utilizar el servicio ABR, el nivel de calidad de servicio ofrecido, aunque ya no será el "mejor esfuerzo", se puede considerar como "algo mas que el mejor esfuerzo".

El concepto de QoS, actualmente permanece confuso, dependiendo del proveedor de servicios, arquitectura de redes o área de la industria de las telecomunicaciones que lo maneje. Existen discusiones importantes que hablan del trato equitativo de la red hacia los usuarios, en las que se plantea que no deben existir usuarios que consuman tantos recursos de red al grado de afectar a otros usuarios. El principal problema de este pensamiento es que Internet, y por lo tanto las redes que la forman, no tienen una capacidad infinita, de ancho de banda, para repartir de manera igual sus recursos a los millones de usuarios. Así que para aplicar el concepto de calidad de servicio, es necesario el otorgamiento no equitativo de recursos de red [Ferguson y Huston, 1998]. Es decir, es necesario la

existencia de clases de tráfico que distingan tipos de servicios, dentro de los cuales algunos recibirán un servicio de primera clase, y otros solo el “mejor esfuerzo”.

En base a esto en el presente trabajo manejaremos el siguiente concepto para QoS: QoS es cualquier mecanismo que permite la distinción de clases de tráfico, las cuales pueden ser clasificadas y administradas de diferente manera a través de la red [Ferguson y Huston, 1998].

Actualmente Internet se encuentra en una transición que va de proveer el servicio del “mejor esfuerzo”, hacia un modelo en el que existan diferentes niveles de servicio para cumplir con requerimientos específicos de QoS, es decir, no solamente la integración con ATM sería suficiente, sino que además es necesario la implementación de mecanismos que proporcionen QoS en la capa IP.

En los últimos años ha existido un extenso esfuerzo en el campo de la investigación, para diseñar e implementar arquitecturas que provean la diferenciación de servicios en Internet. Dentro de las propuestas mas sólidas se encuentran: los servicios integrados (IntServ - Integrated Services) y los servicios diferenciados (DiffServ - Differentiated Services) [Dovrolis y Ramanathan, 1999].

IntServ, es un enfoque basado en el protocolo de reservación de recursos (RSVP - Resource Reservation Protocol). Propone otorgar garantías de QoS a flujos de tráfico individuales, mediante la reservación dinámica de recursos. Cada flujo de tráfico se identifica por la quintupla consistente en dirección IP fuente, dirección IP destino, protocolo de transporte, puerto fuente y puerto destino, lo que permite identificar flujos individuales [Rajan *et al.*, 1999].

Por otra parte, DiffServ, es aplicado a flujos de tráfico agregado. Esta propuesta se basa en controlar y administrar el ancho de banda, retardos, o prioridades de pérdidas, de los agregados de tráfico, en lugar de llevar una señalización por cada flujo individual de tráfico [Rajan *et al.*, 1999].

Este último enfoque será de interés para el presente estudio, ya que una de las ventajas principales del mismo es la escalabilidad que presenta, gracias a que sus políticas de administración se aplican sobre tráfico agregado. Contrariamente a IntServ, que presenta problemas de escalabilidad y administración [Dovrolis y Ramanathan, 1999]. No obstante nuestro estudio se centra principalmente en la existencia de un solo usuario, el tratamiento que aplicamos al tráfico, para otorgar QoS, es considerando la existencia de tráfico agregado.

DiffServ propone dos distintos modelos de diferenciación de servicios: servicio premium y servicio asegurado. El primero se basa en el reenvío acelerado [Jacobson *et al.*, 1999], y el último en el reenvío asegurado [Heinanen *et al.*, 1999]. Ambos se basan en el comportamiento por saltos, obvio de una red IP. Lo cual hace a DiffServ aún más elegible para el presente trabajo, ya que el enfoque clásico de IP sobre ATM presenta este comportamiento por saltos.

Dentro de DiffServ utilizaremos la propuesta del servicio premium, dado que requerimos de la garantía de ancho de banda con retardos y pérdidas mínimas que otorga éste [Dovrolis y Ramanathan, 1999], para poder transportar video y voz con la mejor calidad posible. Para la clasificación de paquetes se utiliza un campo, conocido como servicios diferenciados (DS - Differentiated Services) [Krunz, 1999], el cual corresponde al

campo tipo de servicio (TOS - Type of Service) del encabezado de IPv4 o al campo clase de tráfico de IPv6.

CAPÍTULO IV

DESCRIPCIÓN E IMPLEMENTACIÓN DEL MODELO

IV.1 INTRODUCCIÓN

En función de las alternativas presentadas en los capítulos anteriores, se elaboró la propuesta del modelo para el transporte de multimedia con el protocolo IP sobre redes ATM. Para lo cual se adapta el enfoque clásico de IP sobre ATM (CIOA) [Laubach y Halpern, 1998], en conjunción con el mecanismo de reenvío acelerado (EF - Expedited Forwarding), [Jacobson *et al.*, 1999], utilizado en servicios diferenciados.

El presente capítulo describe el modelo realizado para nuestras pruebas, así como su implementación en la herramienta de simulación OPNET.

IV.2 DESCRIPCIÓN DEL MODELO

Nuestro trabajo se enfoca en una red privada virtual con usuarios utilizando aplicaciones multimedia sobre el protocolo IP. Debido a que CIOA sigue un obvio comportamiento por saltos (PHB - Per Hop Behavior), proponemos aplicar el concepto de reenvío acelerado, para lograr satisfacer los requerimientos del tráfico multimedia, utilizando menores recursos de ancho de banda. El reenvío acelerado es un mecanismo propuesto por la IETF para la implementación de servicios diferenciados en Internet. Este mecanismo es utilizado para proveer servicio al tráfico agregado que requiere de bajas pérdidas, baja latencia y un ancho de banda garantizado. En nuestro modelo hacemos la consideración del uso de tráfico agregado, aunque estamos interesados en determinar los recursos mínimos, de ancho de banda, para un usuario multimedia, es decir, no obstante nuestro estudio se centra principalmente en un usuario, los flujos de tráfico son tratados como tráfico agregado, sin importar cuantos usuarios conforman dicho flujo. De esta manera tomamos el concepto de EF y lo aplicamos a nuestro modelo, con la intención de mejorar el desempeño de las aplicaciones de voz y video. Debido a que CIOA no propone ningún mecanismo especial para aplicaciones multimedia, nuestra propuesta constituye una contribución en sí misma.

El EF en nuestro modelo, como una mejora al CIOA, consiste en un mecanismo aplicado en la capa IP, que controla que tipo de tráfico entra primero en la red ATM.

Nuestro modelo se centra principalmente en las comunicaciones dentro de una sola LIS, entonces el EF es aplicado en los anfitriones transmisores en combinación con la retroalimentación de la tasa de bits permitida (ACR - Allowed Cell Rate) de la conexión

ATM, ver Figura 17. De esta manera todo el tráfico entrante a la red es controlado por la capa IP, y podemos dar mejores garantías de servicio de acuerdo con las necesidades de cada clase de tráfico.

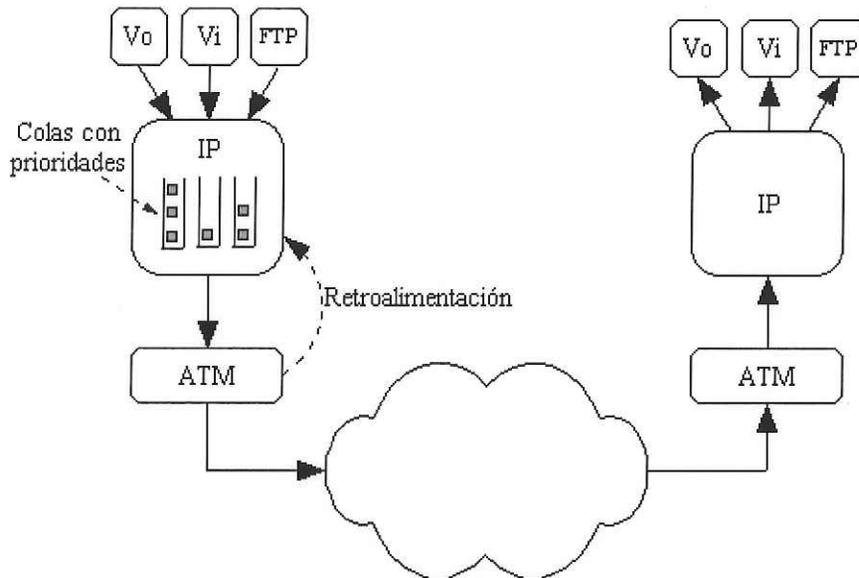


Figura 17 - Modelo de la integración IP-ATM aplicando el reenvío acelerado

Como CIOA indica, el tráfico entre dos LIS necesita ir a través de un enrutador IP, lo cual significa que no puede utilizar conexiones ATM directas. Esto implica que las garantías de ancho de banda, dadas por las conexiones ATM, se pierden en estos enlaces IP. Debido a esto, como última parte de nuestro experimento, presentamos un escenario con dos LIS aplicando el mecanismo EF en el enrutador que las comunica, ver Figura 18. De esta manera aliviarnos la debilidad que presenta CIOA al utilizar NHRP [White, 1998], aumentando las posibilidades de satisfacer los requerimientos del tráfico multimedia.

Con la simulación de nuestro modelo perseguimos los siguientes objetivos:

- *Determinar los requerimientos mínimos de ancho de banda necesario, en las conexiones ABR ATM, para satisfacer la demanda de las aplicaciones multimedia,*

utilizadas en este modelo; basándonos en los parámetros de retardos, pérdidas, goodput y caudal eficaz.

- *Analizar el comportamiento de tráfico multimedia fluyendo a través de una red IP-ATM, sobre el servicio ABR, basándonos en los parámetros de retardos, pérdidas, goodput y caudal eficaz.*
- *Mostrar que aplicando el mecanismo de reenvío acelerado en la capa IP, podemos mejorar el servicio para aplicaciones con restricciones de tiempo y muy estrictas condiciones de pérdidas de paquetes, en particular aplicaciones multimedia.*
- *Exponer como la aplicación del mecanismo EF permite la utilización del servicio ABR para transportar tráfico multimedia.*
- *La utilización de modelos de tráfico realistas para alcanzar resultados y conclusiones más precisos.*

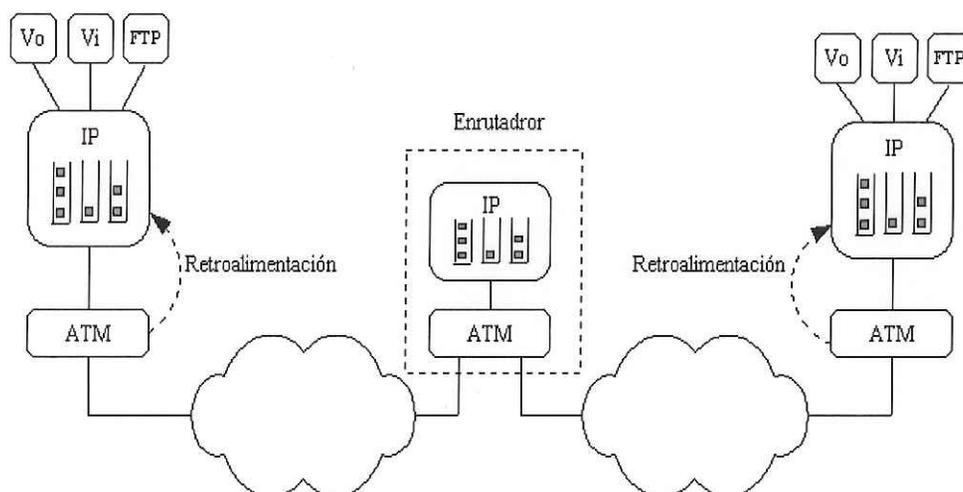


Figura 18 - Adición del enrutador al modelo

En el presente estudio definimos distintas clases de tráfico IP con diferentes prioridades de reenvío. El mecanismo EF propone que la tasa mínima de reenvío, del

tráfico de alta prioridad, debe ser independiente de la intensidad de las demás clases de tráfico [Jacobson *et al.*, 1999]. Para esto utilizamos un esquema de prioridad de colas (Priority Queueing Schedule) [Ferguson y Huston, 1998], debido a que manejamos varias clases de tráfico y además es de sencilla implementación, de esta manera mantenemos, en la medida de lo posible, la simplicidad el protocolo IP.

Tenemos también que si el EF es implementado por un mecanismo que otorga prioridad ilimitada a algún tipo de tráfico, como es nuestro caso, dicha implementación debe incluir alguna medida para limitar el daño que EF puede infringir en el tráfico de baja prioridad [Jacobson *et al.*, 1999]; para esto integramos un mecanismo de disparo que permite el reenvío de tráfico FTP en situaciones de congestión.

Para este trabajo utilizamos modelos de fuentes de tráfico real, para lograr resultados más precisos. Nuestros modelos de fuentes reales son para tráfico de voz, video, FTP y tráfico VBR de fondo.

CIOA propone el uso del servicio ABR para el transporte de tráfico IP, nosotros seguimos dicha indicación y la aplicamos tanto para datos, voz y video. ABR es adecuado para el tráfico IP, debido a que cuenta con un control de congestión por retroalimentación de la red, y garantía de tasa mínima de celdas (MCR - Minimum Cell Rate), al mismo tiempo que cuenta con un menor costo en comparación con los servicios VBR y CBR [Zheng y Atiquzzaman, 1999]. Además, el servicio ABR fue estandarizado por el Foro ATM, para mejorar la utilización del ancho de banda, por lo que existen otras propuestas para aprovechar sus características de retroalimentación, en el manejo de tráfico multimedia [Zheng y Atiquzzaman, 1999; Vandalore *et al.*, 1999].

Han surgido investigaciones que apoyan la postura de llevar la congestión en el Internet hacia los nodos finales [Floyd y Fall, 1999], y así evitar un colapso por congestión en la red de redes. Un colapso por congestión ocurre cuando un aumento en la carga de la red representa una disminución en el trabajo útil realizado por esta. Una congestión de este tipo fue reportada por primera vez a mediados de la década de los 80 [Nagle, 1984], y fue causada en gran medida por las retransmisiones innecesarias realizadas por conexiones TCP a lo largo de Internet. De esta manera utilizando el servicio ABR (al menos en el segmento IP/ATM), y llevando la retroalimentación hasta la capa IP se evita este tipo de congestión.

El servicio UBR no fue considerado para este modelo, debido a que no cuenta con garantías de ancho de banda mínimas, ni mecanismo alguno de control de congestión, lo cual resultaría en un pobre desempeño de la red para el transporte de tráfico multimedia. Estudios previos han demostrado un mejor desempeño del tráfico IP a través del servicio ABR en lugar del servicio UBR [Li *et al.*, 1996].

Al rentar conexiones ABR a un proveedor ATM, como sucede en una red privada virtual, nuestro tráfico se ve obligado a coexistir con el de otros clientes, los que pueden utilizar servicios de más altas prioridades. Para lograr que nuestro modelo sea más realista, realizamos pruebas utilizando tráfico VBR de fondo en los conmutadores de la red, para observar el comportamiento del tráfico multimedia a través del servicio ABR. En una red ATM real, ABR es inevitablemente afectado por la intensidad del tráfico VBR, dado que este último cuenta con una más alta prioridad. A pesar de que el tráfico CBR también cuenta con una mayor prioridad que ABR, no está siendo considerado en el modelo, dado

que en el caso de existir en la red, este no interactúa con el tráfico ABR, ya que ocupa un ancho de banda constante.

Primero determinaremos la cantidad mínima de ancho de banda necesario, que una aplicación multimedia necesita de la red ATM, para lograr los niveles permitidos de retardo, tasa de pérdidas (para voz y video), goodput y caudal eficaz (para datos FTP). También observaremos el comportamiento de las aplicaciones en presencia del tráfico VBR de fondo en la red.

Por último, proponemos una configuración de red que integra cinco usuarios multimedia, y un enrutador IP-ATM. Aquí nuestra red es compuesta por dos subredes lógicas IP, para observar como la presencia del enrutador afecta el desempeño de las aplicaciones.

IV.3 ESCENARIOS DE RED

El primer modelo de red utilizado, es aquel en el que determinaremos los recursos mínimos necesarios para el transporte del tráfico multimedia. Para analizar este escenario, utilizamos una de las configuraciones estándar para pruebas del servicio ABR, definida por el Foro ATM y utilizada también en diversas investigaciones [Kalyanaraman *et al.*, 1996; Johansson *et al.*, 1997; Kalyanaraman *et al.*, 1998]. Implementamos la configuración conocida como “dos nodos”, debido a que necesitamos de la presencia de un cuello de botella en la red ATM, en el cual el ancho de banda disponible cambie dinámicamente de acuerdo al comportamiento del tráfico VBR de fondo. Además dicha configuración cumple con las características de una subred lógica IP, según el modelo clásico [Laubach y

Halpern, 1998]. La Figura 19 muestra la configuración de “dos nodos” implementada en OPNET.

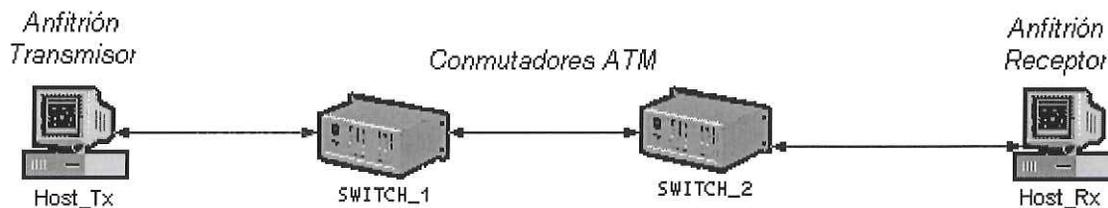


Figura 19 - Configuración de la red en OPNET

Para esta parte del trabajo, consideramos la existencia de un solo usuario que concentra la generación de distintas fuentes de tráfico y las envía como un solo flujo de tráfico a través de la red ATM utilizando una conexión ABR.

El usuario genera tráfico de voz sobre IP, video sobre IP y datos FTP sobre IP. El usuario requiere de una mínima tasa de servicio de acuerdo con el tráfico generado por sus aplicaciones.

Nuestro objetivo es determinar cual es esta mínima cantidad de recursos (ancho de banda) que se necesitan reservar en la red, para lograr transportar el tráfico del usuario a través de ésta cumpliendo los requerimientos del tráfico multimedia.

Para comparar el desempeño de las aplicaciones, ya sea al aplicar el mecanismo EF o no, obedeceremos las siguientes condiciones de prueba en el modelo:

- (a) *Todos los tipos de tráfico reciben el mismo tratamiento en la capa IP sin ninguna discriminación.*
- (b) *El mecanismo de reenvío acelerado se aplica en la capa IP, utilizando dos diferentes prioridades: alta prioridad para tráfico de voz y video (UDP), y baja prioridad para tráfico FTP (TCP).*

(c) El mecanismo de reenvío acelerado se aplica en la capa IP, utilizando tres diferentes prioridades a cada flujo de tráfico: alta prioridad para tráfico de voz, mediana prioridad para tráfico de video, y baja prioridad para los paquetes con tráfico FTP.

En el modelo combinamos las condiciones anteriores de prueba bajo tres distintos escenarios, a saber:

(I). Ausencia de tráfico VBR de fondo en la red.

(II). Tráfico VBR de fondo en la red, con una distribución de Poisson.

(III). Tráfico VBR de fondo en la red, con un comportamiento Auto-similar Alfa-estable.

Realizamos un modelo adicional de acuerdo a [Laubach y Halpern, 1998], como otra configuración del enfoque clásico de IP sobre ATM. La cual consiste en dos subredes lógicas IP, como se puede observar en la Figura 20.

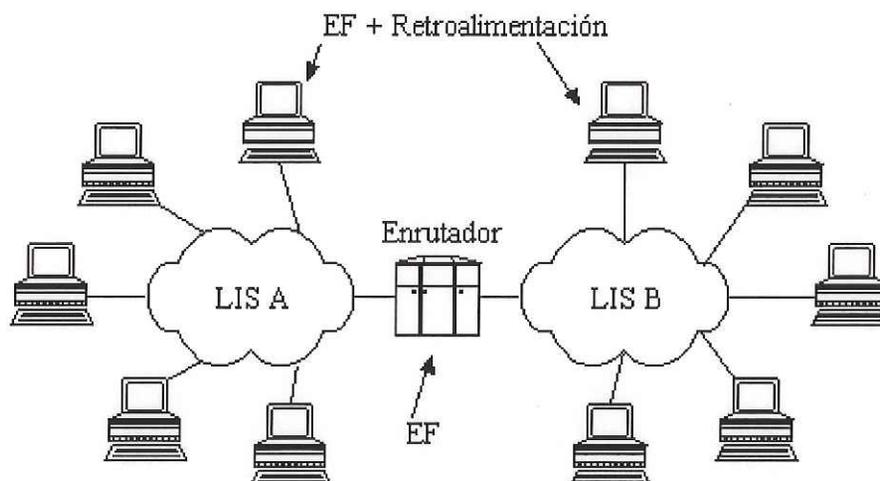


Figura 20 - Configuración incluyendo un enrutador

Nuestro objetivo para esta última configuración es probar el comportamiento de las aplicaciones entre dos LIS, de esta manera podemos observar si el comportamiento por salto es beneficiado al aplicar el mecanismo de reenvío acelerado también en el enrutador.

En esta última sección probamos todos los elementos utilizados en el enfoque clásico de IP sobre ATM, es por esto que la incluimos en este trabajo. La configuración de red propuesta para esta última prueba, es una versión modificada de la configuración “dos nodos” mencionada anteriormente, en la cual el enrutador especificado en [Laubach y Halpern, 1998] se ha agregado entre los dos conmutadores, para formar dos subredes lógicas IP. Además utilizamos los datos obtenidos en la sección previa, para proponer el valor de MCR de las conexiones ABR.

En esta configuración aplicamos las siguientes condiciones de prueba:

- (a) No se aplica ningún mecanismo de prioridades en la capa IP.*
- (b) Se aplica el mecanismo de reenvío acelerado en la capa IP, utilizando dos diferentes prioridades: alta prioridad para tráfico de voz y video (UDP), y baja prioridad para tráfico FTP (TCP).*
- (c) Se aplica el mecanismo de reenvío acelerado en la capa IP, utilizando tres diferentes prioridades a cada flujo de tráfico: alta prioridad para tráfico de voz, mediana prioridad para tráfico de video, y baja prioridad para los paquetes con tráfico FTP.*

Esta última prueba se realizó sin la utilización del tráfico VBR de fondo ya que nos interesa observar la coexistencia entre las conexiones ABR.

IV.4 IMPLEMENTACIÓN DEL MODELO

La simulación de eventos discretos ha sido ampliamente utilizada desde décadas atrás, para diseñar o mejorar sistemas de manufactura, dispositivos electrónicos, armamento militar, etc. Sin embargo ha sido durante la última década que la simulación se ha aplicado al desarrollo y diseño de redes de comunicaciones con una mayor frecuencia. Esto se debe al enorme incremento de las redes de comunicaciones, así como a su cada vez mayor complejidad. Además del surgimiento de herramientas de simulación especializadas en

sistemas de comunicación, que reducen el tiempo de desarrollo y análisis de los modelos considerablemente [Law y McComas, 1994].

La implementación del modelo fue realizada en la herramienta de simulación OPNET Modeler (Optimized Network Engineering Tools) versión 5.1.D. OPNET es un programa de simulación orientado a comunicaciones, utiliza tres niveles de modelado: nivel de red, nivel de nodo y nivel de proceso. El editor de red se utiliza para especificar, gráficamente, la topología de red del modelo mediante nodos (dispositivos) y enlaces. En el editor de nodo se describe, gráficamente, el funcionamiento interno de los dispositivos, indicando el flujo entre los distintos procesos que forman al nodo. Por último, el editor de procesos permite la creación de los módulos o procesos utilizados en el nivel anterior. Los procesos consisten en diagramas de estado, que describen gráficamente el comportamiento general de cada proceso, a su vez cada estado es implementado en un lenguaje conocido como Proto-C, el cual se basa en el lenguaje de programación C y cuenta con más de trescientas primitivas para desarrollar complejos protocolos o algoritmos [MIL3, 1998].

Para el modelo se desarrollaron distintos nodos y procesos, los cuales combinados integran los diversos escenarios de red que se proponen anteriormente. A continuación describiremos la implementación de cada uno de los elementos y configuraciones, que conforman los modelos utilizados en el presente estudio.

IV.4.1 ANFITRIONES TRANSMISOR Y RECEPTOR

Ambos anfitriones cuentan con una estructura de módulos que emula el modelo de referencia mostrado en la Figura 21 [Tanenbaum, 1997].

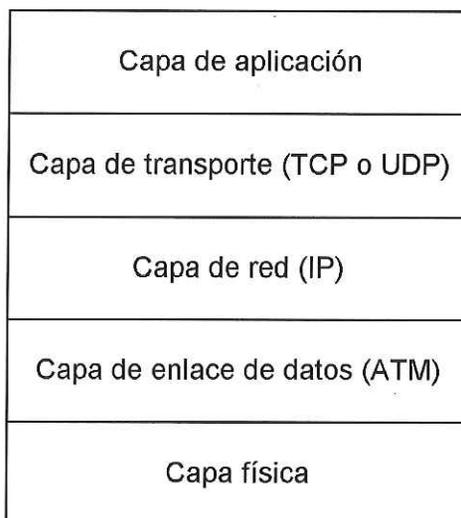


Figura 21 - Modelo de referencia del anfitrión

Este modelo es una combinación del modelo de referencia OSI y el modelo de Internet, utilizado para describir sistemas de redes basados en el protocolo de Internet en conjunción con distintas plataformas de redes, para nuestro caso ATM.

La elaboración de los anfitriones transmisor y receptor es básicamente la misma, la diferencia entre ambos es dada por la existencia de las fuentes de tráfico en el nodo transmisor y no en el receptor. La Figura 22 muestra la estructura del nodo anfitrión elaborado en nuestra herramienta de simulación.

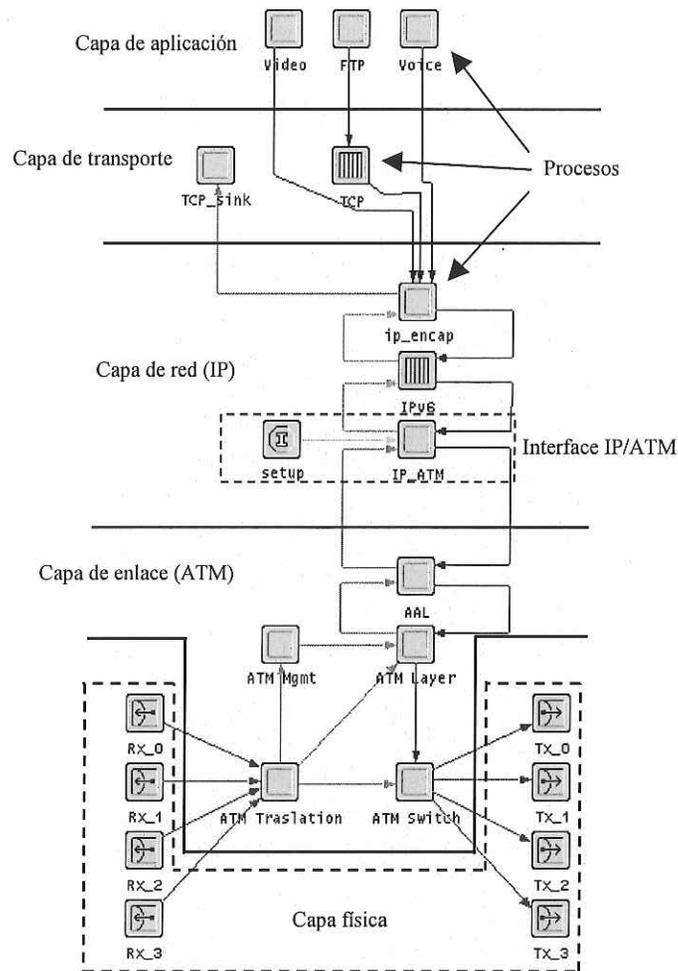


Figura 22 - Implementación, a nivel de nodo, del anfitrión IP-ATM, en OPNET

IV.4.1.1 Capa de Aplicación

Primero, en el anfitrión IP-ATM, tenemos la capa de aplicación representada por las fuentes de tráfico de voz (Voice), video (Video) y datos (FTP) en el caso del transmisor, y por tres procesos que reciben y registran las estadísticas de cada tipo de tráfico, respectivamente, en el caso del receptor. El retardo de los paquetes en los distintos tipos de tráfico se calcula como la diferencia que existe entre el tiempo de generación de un paquete de datos en esta capa del modelo, en el anfitrión transmisor, y el tiempo en que es recibida dicha carga útil en la misma capa pero del anfitrión receptor.

IV.4.1.2 Capa de Transporte

En la capa de transporte se manejan dos tipos de protocolos, UDP y TCP. El protocolo UDP se aplica al tráfico de video y voz, ya que no admiten retransmisiones de paquetes [Karlsson, 1996; Kostas *et al.*, 1998]. Y el protocolo TCP se aplica al tráfico FTP, ya que este si requiere de una entrega garantizada, sin importar en gran medida el retardo de paquete. El protocolo UDP no tiene un módulo explícito en el modelo, solamente se consideraron los 8 bytes [Comer, 1996] que dicho protocolo agrega como encabezado de transporte, al tamaño del paquete.

Para TCP se implementó un módulo el cual recibe la carga útil de la fuente de tráfico FTP y la encapsula, agregando el encabezado de transporte de 20 bytes. Además se encarga del control del envío y retransmisión de paquetes. El modelado del comportamiento del modulo TCP se realizó de acuerdo con lo descrito en el Capítulo II.

IV.4.1.3 Capa de Red

En la capa de red tenemos el proceso IPv6 que emula el comportamiento del protocolo IPv6, formado principalmente por una cola de espera. Cuando el paquete se recibe proveniente de capas superiores, es fragmentado en el MTU correspondiente, agregando el encabezado IPv6, de 40 bytes, y enviándolo a la interface con la capa ATM. Si el paquete proviene de la capa inferior, entonces se sigue el protocolo IP descrito en el Capitulo II, dependiendo si se trata de un nodo enrutador o un nodo receptor. Para el protocolo IPv6 no existe la fragmentación en los enrutadores, es decir solo se maneja la fragmentación entre los sistemas finales. Nuestro modelo obedece también esta regla.

IV.4.1.3.1 Interface IP/ATM

Es una subcapa dentro de la capa de red. Está encargada del control de las conexiones ATM y la entrega de paquetes IP a la capa de segmentación y reensamblaje de ATM, según lo descrito en el Capítulo III.

Siempre espera la ocurrencia de un evento, que puede ser el arribo de un paquete, o un mensaje de control de conexiones de la capa ATM. Lleva a cabo el proceso de conexiones descrito en el Capítulo II, controlando también el intervalo de duración de la conexión cuando esta permanece ociosa, por un determinado tiempo.

IV.4.1.4 Capa ATM

La capa ATM esta integrada por varios módulos, los cuales llevan a cabo todo el procesamiento de paquetes y conexiones, incluyendo la segmentación de paquetes IP en celdas ATM y el reensamblaje nuevamente de paquetes IP. La implementación del servicio ABR es altamente detallada en el modelo.

Los mecanismos de ABR permiten a la red dividir los recursos disponibles de manera justa y equitativa entre las conexiones ABR existentes. La red, formada por los conmutadores ATM, otorga los recursos de ancho de banda, a las conexiones ABR, una vez que las conexiones VBR han tomado el ancho de banda que requieren. De esta manera el ancho de banda disponible obedece al comportamiento dinámico del tráfico VBR de fondo, cuando éste se encuentra presente en la red. La red determina su condición de carga en cada instante, enviando la tasa de transmisión permitida (ACR) como una retroalimentación al nodo transmisor. Para ello el modelo incluye la generación de celdas de administración de recursos (RM - Resource Management cells), las cuales transportan la información del

estado de carga de la red, funcionando como un sistema de lazo cerrado.

La implementación de las celdas RM se llevó a cabo mediante el uso del campo de tasa explícita (ER - Explicit Rate), donde los conmutadores especifican la tasa disponible a las celdas RM que circulan por la red, y entregan esta información al nodo transmisor. Las celdas RM son generadas de extremo a extremo en la red, es decir, se adoptó la modalidad en la cual dichas celdas son generadas por el transmisor, viajan a través de los conmutadores y son devueltas por el receptor nuevamente al origen, recibiendo modificaciones en el campo ER, cuando es necesario. Las celdas RM son generadas a razón de una por cada 31 celdas de datos ATM, como un valor típico al igual que [Kalyanaraman *et al.*, 1996].

De esta manera el ACR cambia dinámicamente entre los valores de MCR y PCR de la conexión ABR.

La administración de los recursos disponibles en cada conmutador (para el servicio ABR) en nuestro modelo, obedece al algoritmo conocido como ERICA, mencionado en capítulos anteriores. ERICA es aplicado a cada puerto de salida de los conmutadores. El conmutador periódicamente monitorea el número actual de conexiones activas (N). Estos valores son utilizados por el conmutador para indicar el valor ER en las celdas RM. La retroalimentación es colocada, por el conmutador, en aquellas celdas RM que viajan hacia al transmisor.

La capacidad total para ABR (TotABR) es calculada como la diferencia entre la máxima capacidad del enlace (CapENLACE) y el ancho de banda utilizado por conexiones de más alta prioridad, en nuestro caso VBR (CapVBR). CBR no fué considerado en el

modelo debido que es un recurso que permanece constantemente ocupado, y no afectaría dinámicamente al servicio ABR.

El valor efectivo ABR (EfeABR) se calcula típicamente como una fracción (0.9) [Goyal, R. *et al.*, 1998] de la capacidad total para ABR. El factor de sobre carga (z) y la “repartición justa” (FS - Fair Share), también se calculan según [Goyal, R. *et al.*, 1998] de la siguiente manera:

$$\text{TotABR} = \text{CapENLACE} - \text{CapVBR} \quad (6)$$

$$\text{EfeABR} = \text{TotABR} * 0.9 \quad (7)$$

$$\text{FS} = \text{EfeABR} / N \quad (8)$$

FS indica la porción correspondiente a cada conexión ABR. Estos cálculos son realizados al final de un determinado intervalo de tiempo.

Cuando una celda RM, que viaja hacia el receptor, es recibida por el conmutador, este registra en esta conexión el valor enviado en ER como la tasa de celdas actual.

El valor de ACR recibido en esta capa es enviado a la capa IP, de esta manera, basándose en el estado de congestión de la red, IP puede controlar que clase de tráfico entra primero a la capa ATM y por consiguiente a la red.

El valor de la tasa permitida en ATM, no es el mismo que en la capa IP, debido al encabezado agregado a los paquetes por la capa IP y al proceso de segmentación de los paquetes recibidos por ATM

Para poder enviar el valor de ACR hacia la capa IP, debemos calcular la tasa permitida correspondiente a dicha capa, de esta manera, basándose en el nivel de

congestión de la red, IP puede controlar que tipo de tráfico entra primero al sistema. Para el cálculo de la tasa disponible tomamos el 87% del ACR, apoyándonos en estudios del sobreencabezado en redes IP/ATM [Cavanaugh, 1994]. La carga efectiva para IP cuando esta en interface con redes ATM, va del 75% al 87%, de acuerdo a Cavanaugh [1994], así que para el presente trabajo evaluamos distintos valores de sobreencabezado (25%, 19% y 13%, valores extremos y valor medio), y nos percatamos que utilizando el 13% de sobreencabezado (87% de carga efectiva) para el cálculo de la tasa disponible en la capa IP, obteníamos los mejores resultados para el desempeño del tráfico multimedia en nuestro modelo. Para nuestro modelo la tasa disponible en IP cambia dinámicamente acorde con el valor ACR recibido de la capa ATM.

De esta manera cuando el mecanismo de reenvío acelerado es aplicado a los sistemas transmisor y receptor, nosotros implementamos, también, la retroalimentación de la red hacia la capa IP, tomando el 87% del valor de ACR.

IV.4.2 NODO CONMUTADOR ATM.

En los distintos procesos que forman el conmutador, se encuentran implementadas las funciones de administración y retroalimentación del tráfico ABR, ver Figura 23; obedeciendo, al igual que los sistemas finales, al esquema ERICA [Kalyanaraman *et al.*, 2000], de tal manera que el ancho de banda ABR disponible se calcula como la diferencia entre la capacidad total del enlace y la carga utilizada por las conexiones de tráfico VBR. En este esquema el anfitrión transmisor genera las celdas RM, y el conmutador cambia el valor del campo ER, de acuerdo al estado del nivel de congestión en el conmutador. Ambos conmutadores utilizados en el modelo cuentan con esta implementación.

Además el conmutador cuenta con una fuente de tráfico, ver Figura 23, que simula existencia de tráfico VBR de fondo para poder realizar las pruebas de acuerdo a los escenarios propuestos. De acuerdo al escenario el conmutador utiliza una fuente de tráfico tipo Poisson o una fuente de tráfico Auto-similar Alfa-estable. Dicha fuente cambia dinámicamente, durante todo el tiempo de simulación, los recursos de ancho de banda utilizados por el servicio VBR, y por consiguiente el ancho de banda permitido para el servicio ABR.

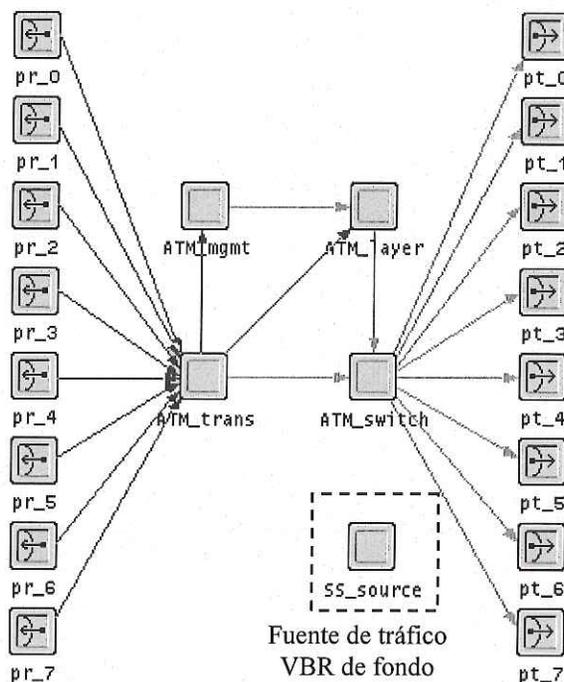


Figura 23 - Implementación, a nivel de nodo, del conmutador ATM en OPNET

IV.4.3 FUENTES DE TRÁFICO

Para la generación de tráfico multimedia, se utilizaron diversos generadores de tráfico. Para la generación de video, se optó por modelar video bajo el esquema de compresión MPEG (Motion Pictures Expert Group)[Le Gall, 1991]. Para ello nos basamos

en los estudios realizados en [Rose, 1995]. El video comprimido MPEG consiste en el envío de distintos tipos de marcos (I, P, B), con la información de video. Estos marcos son conjuntados en grupos de imágenes (GoP – Group of Pictures). Un GoP comienza con un marco I, seguido de marcos B y P. Si un GoP consiste en n marcos en total, con $(m-1)$ marcos B entre cada marco P, este GoP se denota como $MmNn$ (donde M y N solo son letras que indican la notación). MPEG transfiere algunos de los marcos codificando las diferencias con sus marcos antecesores, de esta manera la información transmitida es reducida significativamente. Los marcos I contienen el punto de referencia en un GoP, transportando la información completa de la imagen, mientras que los P y B son utilizados, en distinta forma, para transportar los cambios en la imagen [Karlsson, 1996].

Básicamente, el generador de tráfico MPEG, utilizado en el presente trabajo, lee una secuencia de muestras reales de tamaños de marcos MPEG de un archivo, y va generando por cada marco un paquete con el tamaño correspondiente. Las muestras MPEG utilizadas, son muestras de video reales, obtenidas en [Würzburg], y están disponibles para el dominio público, con fines de investigación. Dichas muestras fueron codificadas utilizando el codificador MPEG de la Universidad de Berkley (versión 1.3), por la Universidad de Würzburg, Alemania. Y se realizaron de acuerdo a los siguientes parámetros de codificación [Rose, 1995], ver Tabla VII, en una estación de trabajo SUN SPARCstation 20, con una tasa de video de 25 marcos por segundo.

Tabla VII - Parámetros de codificación de video

| | |
|-----------------------------------|-----------------------------------|
| Entrada del codificador | 384x288 pel |
| Formato del color | YUV (4:1:1, resolución de 8 bits) |
| Valores de cuantización | I=10, P=14, B=18 |
| Secuencia GoP | IBBPBBPBBPBB |
| Longitud de la secuencia GoP | 12 |
| Búsqueda del vector de movimiento | `Logarítmica`/`Simple` |
| Marco de referencia | `Original` |

Entonces nuestra fuente generadora de tráfico de video, esta formada por dos estados, como lo muestra la Figura 8.

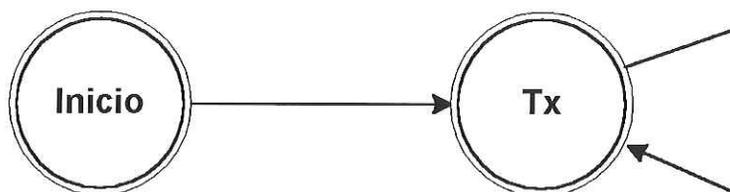


Figura 24 – Generador de tráfico de video MPEG

En el estado *INICIO* se lleva a cabo la inicialización del proceso, cargando el archivo de la secuencia MPEG, en la variable correspondiente. Mientras que en el estado *Tx* se realiza la generación de paquetes, acorde a los tamaños indicados en la secuencia MPEG, con una tasa constante de envío de 25 paquetes por segundo.

Las fuentes de voz, datos FTP y tráfico VBR Alfa-estable de fondo, nos fueron facilitadas por el Centro de Investigación en Ingeniería Avanzada de las Comunicaciones (ACEC – Advanced Communication Engineering Research Centre), de la Universidad del Oeste de Ontario.

La fuente de voz es un modelo de Markov de dos estados [Rathgeb, 1991; Heffes y Lucatoni, 1986], que contempla la generación de voz comprimida bajo el estándar G.729A [Kostas *et al.*, 1998]; utilizada en trabajos como Kasiolas [1999]. Primero ésta es muestreada y codificada en un esquema PCM (Modulación Codificada por Pulsos) a 8000 Hz, obteniendo una señal de voz digitalizada de 64 Kbps. Después la señal anterior alimenta la entrada del codificador/decodificador (codec) de voz G.729A, obteniendo a la salida una tasa de transmisión de 8 Kbps [Kostas *et al.*, 1998]. De acuerdo con el comportamiento de la voz, se consideró el 57.5% del ancho de banda del canal como estado activo de transmisión de voz [Kasiolas, 1999].

El modelo del generador de tráfico FTP está basado en investigaciones como Paxson y Floyd [1995] y Danzig *et al.* [1992]. En las referencias anteriores se contemplan principalmente dos tipos de aplicaciones, como son aplicaciones interactivas (telnet), y aplicaciones de transferencia de datos (FTP). Se optó por el uso de esta última debido a que en una aplicación de este tipo se produce el tráfico más intenso en comparación con aplicaciones interactivas. El tiempo entre nuevas sesiones de transferencia de archivos (FTP), es decir un nuevo usuario iniciando una sesión, fue modelado con un comportamiento tipo Poisson [Danzig *et al.*, 1992]. El tiempo de arribo entre ráfagas de datos, desde el final de una ráfaga hasta el inicio de otra, fue modelado con una distribución log-normal (también conocida como subexponencial [Paxson y Floyd, 1995]) y el tamaño de la ráfaga de datos fue modelado con una distribución de Pareto [Paxson y Floyd, 1995; Kasiolas, 1999].

La fuente de tráfico VBR de fondo, tiene un comportamiento Auto-similar Alfa-

estable, y fue elaborada basándose en estudios de tráfico real VBR en Gallardo *et al.* [1998]. De acuerdo con diversos estudios con mediciones de alta calidad y alta resolución, se ha revelado un fenómeno con repercusiones importantes en el modelado, diseño y control de redes de comunicaciones. Para ello se han analizado millones de tramas de datos generados por aplicaciones de video utilizando el servicio VBR de ATM. En estos estudios el tráfico presenta un comportamiento estadístico fractal o también conocido como Auto-similar. El tráfico Auto-similar se caracteriza por un comportamiento basado en ráfagas que se presenta a través de un amplio rango de escalas de tiempo, es decir, no importa si el eje del tiempo está en milisegundos u horas, la apariencia del patrón de ráfagas es evidentemente similar [Frost y Melamed, 1994; Tsybakov y Georganas, 1997].

Las características de las fuentes de tráfico utilizadas en el modelo son mencionadas a continuación en la Tabla VIII.

Tabla VIII. Características de las fuentes de tráfico.

| <i>Fuente de tráfico</i> | <i>Descripción</i> | <i>Tasa media de transmisión</i> |
|--------------------------|---|----------------------------------|
| Video | Muestras reales de video comprimido MPEG1 | 270 Kbps (710 Kbps tasa pico). |
| Voz | Modelo Markoviano de dos estados, con compresión G729.A. | 4.6 Kbps (8 Kbps tasa pico). |
| FTP | Tamaño de ráfagas de datos con una distribución de Pareto | 200 Kbps (10 Mbps tasa pico) |
| VBR de fondo 1 | Distribución Auto-similar Alfa-estable | 17.16 Mbps |
| VBR de fondo 2 | Distribución de Poisson | 17.18 Mbps |

IV.5 PARÁMETROS DE LA SIMULACIÓN

IV.5.1 REQUERIMIENTOS DEL TRÁFICO MULTIMEDIA

El desempeño del tráfico multimedia (voz y video) se evalúa principalmente en los parámetros de razón de pérdidas y retardo de paquetes [Krunz, 1999; Goyal, P. *et al.*, 1999]. De esta manera existen recomendaciones que señalan bajo qué valores los parámetros antes mencionados indican un desempeño aceptable de este tipo de aplicaciones. Para el presente trabajo utilizamos un valor de razón máxima de pérdida de paquetes de voz de 10^{-2} , y un retardo máximo de 112 milisegundos [Goyal, P. *et al.*, 1999; Kostas *et al.*, 1998; Le Pocher *et al.*, 1999]. Para el caso de la transferencia de video utilizamos un valor de razón máxima de pérdidas de 10^{-4} , y un retardo máximo de paquete de 150 milisegundos [Krunz, 1999; Karlsson, 1996].

Debido a los requerimientos más estrictos en cuanto a retardo, el tráfico de voz cuenta con la más alta prioridad al aplicar el mecanismo de reenvío acelerado con tres prioridades. Correspondiendo el segundo nivel de prioridad a los paquetes de video, y la prioridad tres al tráfico FTP.

Todos los enlaces de la red fueron considerados de fibra óptica. Para el enlace que existe entre los conmutadores ATM utilizamos una distancia de 1000 kilómetros basándonos en [Kalyanaraman *et al.*, 1996], pero para los enlaces anfitrión-conmutador utilizamos una distancia de 100 kilómetros, ya que consideramos que estos existen dentro de una metrópoli.

En nuestras simulaciones las conexiones ABR y VBR comparten un ancho de banda total de 20 Mbps. Esto es debido a que la cantidad de ancho de banda necesario para las conexiones ABR es relativamente pequeña, además de que necesitamos introducir suficiente tráfico VBR de fondo para interactuar con las conexiones ABR. Entonces utilizando este límite, no es necesario introducir una carga muy grande de tráfico VBR, lo cual solo produciría un tiempo de simulación más extenso sin ningún efecto en nuestro estudio de las conexiones ABR. También es conveniente mencionar que nuestra red toma recursos de un proveedor de servicios ATM, por lo que podemos disponer tan solo de ancho de banda necesario para nuestras aplicaciones.

El tiempo de simulación utilizado es de 1000 segundos, esto se debió a que utilizamos fuentes de tráfico con largo rango de dependencia como la fuente Alfa-estable y la fuente de tráfico FTP.

IV. 6 MEDIDAS DE DESEMPEÑO.

Como se mencionó anteriormente, medimos el desempeño de las aplicaciones en nuestra red, en función de retardo y pérdidas para voz y video, y para evaluar el tráfico FTP utilizamos la razón de caudal eficaz / carga ofrecida, y goodput. A continuación mostramos las definiciones de estos parámetros de desempeño utilizados en el presente estudio.

IV. 6.1 RETARDO DE EXTREMO A EXTREMO.

Esta medida de desempeño es aplicada al tráfico de voz y video. En nuestro trabajo se calcula el retardo de extremo a extremo, como el tiempo que toma a un paquete generado en la capa de aplicación, de un anfitrión transmisor, en viajar a través de la red y ser

recibido en la capa de aplicación del anfitrión receptor.

IV.6.2 TASA DE PÉRDIDAS.

Este parámetro de desempeño es evaluado en las aplicaciones de voz y video. Se calcula como la razón entre el número total de bytes de los paquetes que se recibieron fuera de tiempo en el anfitrión receptor (que por lo tanto ya no son válidos para la aplicación) y el número total de bytes de los paquetes enviados por las aplicaciones del anfitrión transmisor. Los límites de tiempo para determinar cuando un paquete de voz o video es válido, obedecen a los requerimientos de tráfico multimedia antes mencionados.

IV.6.3 CAUDAL EFICAZ / CARGA OFRECIDA.

Se utiliza para evaluar el desempeño del tráfico de datos FTP. Definimos el *caudal eficaz* como la cantidad total de paquetes recibidos exitosamente en la aplicación FTP del anfitrión receptor. *Carga ofrecida* es el total de paquetes enviados por la aplicación FTP en el anfitrión transmisor, hacia el anfitrión receptor.

IV.6.4 GOODPUT.

Es definido como el cociente generado entre el *caudal eficaz* y la suma de la *carga ofrecida* más el total de la *carga retransmitida* [Floyd y Fall, 1999]. Donde la *carga retransmitida* es la cantidad total de paquetes retransmitidos por el protocolo TCP. Esta medida es importante en todas aquellas aplicaciones que utilicen el protocolo TCP, ya que el *caudal eficaz/carga ofrecida* no refleja el comportamiento de las retransmisiones. Es de interés, no solamente obtener un alto índice en la relación *caudal eficaz/carga ofrecida*, sino también un número reducido de retransmisiones. Ya que esto afecta directamente el

desempeño de las demás aplicaciones que coexisten con el tráfico FTP, debido al aumento de la carga de la red.

CAPÍTULO V

ANÁLISIS DE RESULTADOS

V.1 INTRODUCCIÓN

En este último Capítulo se muestran y analizan los resultados obtenidos, los cuales serán presentados en forma de gráficas, para realizar una comparación de los diversos puntos de interés a evaluar en este estudio. La obtención de las gráficas implicó un tiempo aproximado de 80 horas de simulación.

V.2 SIMULACIONES SIN TRÁFICO VBR DE FONDO.

Primero se discuten los resultados obtenidos sin la utilización de tráfico de fondo en la red, recordando que todas las aplicaciones, voz, video y datos, se encuentran ejecutándose en la red simultáneamente.

En el caso de las pérdidas de voz, podemos apreciar que con un ancho de banda de aproximadamente 1.05 Mbps en la conexión ABR, es suficiente para alcanzar el requerimiento del 1% de pérdidas en voz (10^{-2}) al aplicar el mecanismo EF. Pero sin la utilización de éste es necesario un ancho de banda en la conexión de 1.35 Mbps para alcanzar las mismas condiciones, ver Figura 25.

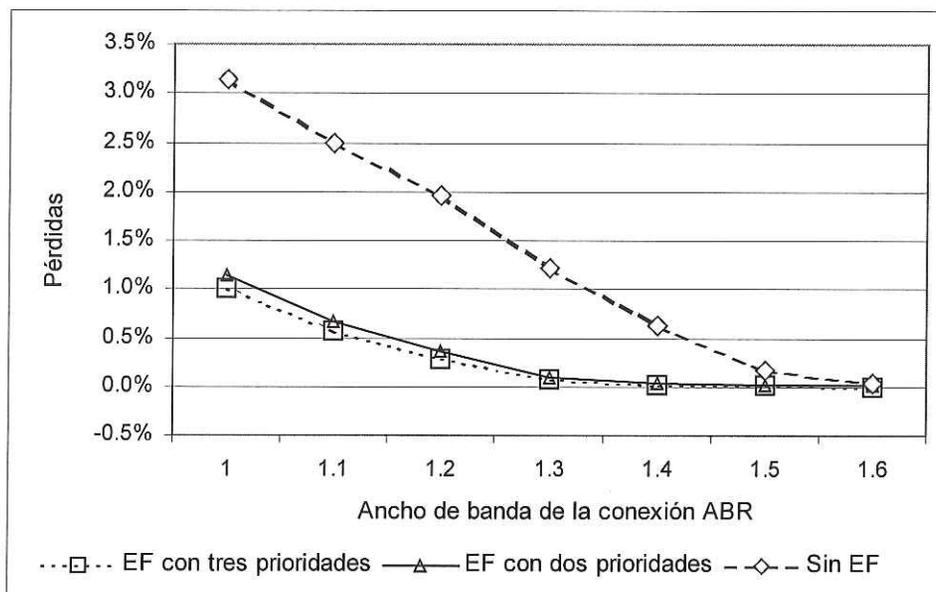


Figura 25 - Pérdidas de voz, sin tráfico VBR de fondo en la red

En cuanto a video podemos observar en la Figura 26, que una conexión de 1.05 Mbps, suficiente en el caso de voz, no permite que el tráfico de video cumpla con las condiciones de pérdidas mínimas de 0.01% (10^{-4}), requeridas para esta aplicación. Esto es

debido a los más estrictos requerimientos, en cuanto a pérdidas, para el tráfico de video. Para poder satisfacer las necesidades de video, y por consiguiente voz, es necesario que la conexión tenga un ancho de banda de 1.2 Mbps. Es importante notar que sin la aplicación del mecanismo EF, serían necesarios 1.5 Mbps en la conexión, para poder satisfacer los requerimientos de video.

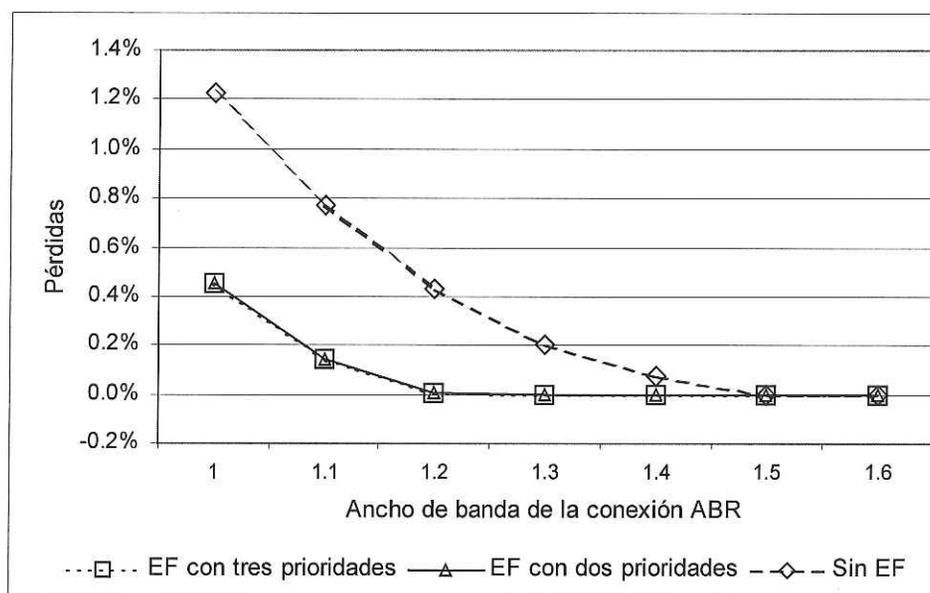


Figura 26 - Pérdidas en video, sin tráfico VBR de fondo en la red

El mecanismo de Reenvío Acelerado no reduce considerablemente el retardo promedio de los paquetes de voz y video (Figura 27 y Figura 28). La forma en que este mecanismo beneficia a las aplicaciones de voz y video es reduciendo el valor de los picos de retardo máximo, lo cual repercute en una reducción marginal del retardo promedio, pero con una gran disminución de la tasa de pérdidas en ambas aplicaciones.

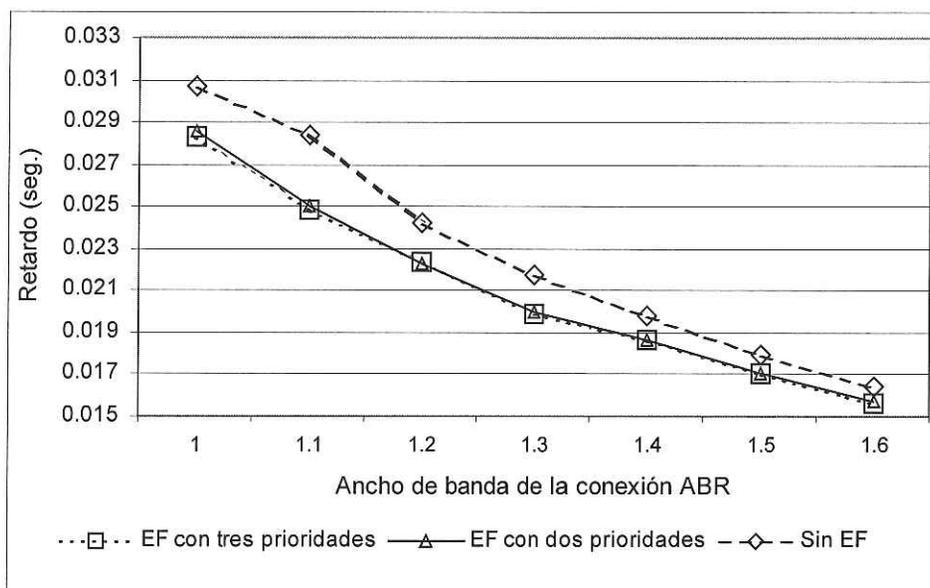


Figura 27 - Tasa media de retardo en la aplicación de voz, sin tráfico VBR de fondo en la red

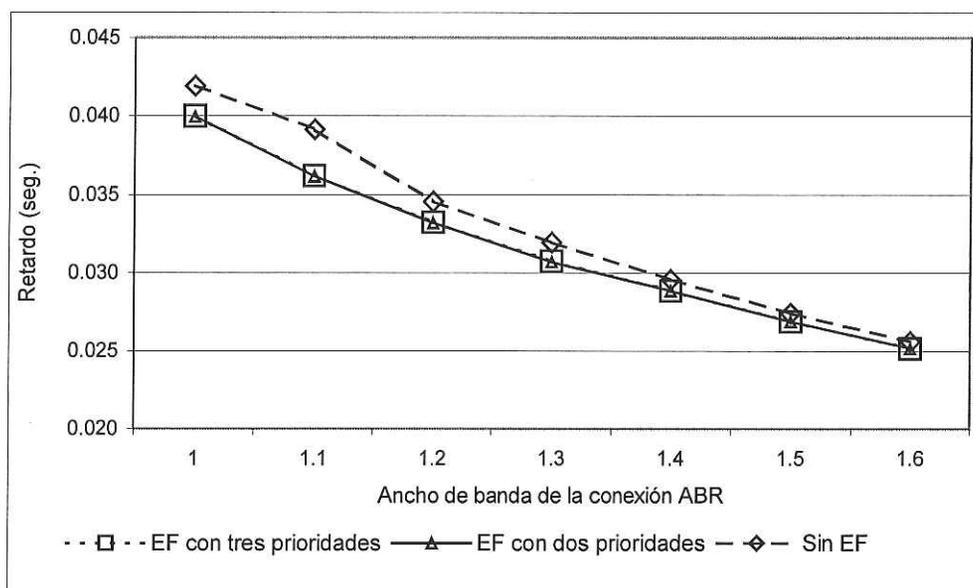


Figura 28 - Tasa media de retardo en la aplicación de video, sin tráfico VBR de fondo en la red

Por otro lado es importante notar que el mecanismo EF no afecta significativamente a la aplicación FTP. De antemano esperábamos una disminución en los parámetros de *caudal eficaz/carga ofrecida* y *goodput*, debido a que el mecanismo EF da la prioridad al reenvío de paquetes de voz y video sobre FTP. Podemos apreciar como el

caudal eficaz/carga ofrecida se ve escasamente afectado (ver Figura 29), debido a que en la capa de transporte el protocolo TCP controla la entrega de paquetes FTP, así que cuando un paquete se pierde por exceder su tiempo de vida, TCP lo retransmite.

Para poder apreciar la repercusión de las retransmisiones en la aplicación de FTP, analizamos el comportamiento del *goodput* (ver Figura 30). Observamos como la aplicación del mecanismo EF disminuye el valor de este parámetro, no obstante se mantiene un valor aceptable. Con esto vemos que las retransmisiones se mantienen dentro de un margen prudente. Esto es debido a que una vez que EF disminuye el ancho de banda disponible para la aplicación FTP, con el primer paquete FTP que expire y sea retransmitido, la ventana de transmisión del protocolo TCP disminuirá, reduciendo la tasa de envío. Esta adaptación del protocolo TCP nos permite brindar más alta prioridad al tráfico de voz y video, sin producir un impacto significativo en las pérdidas de paquetes FTP, y por lo tanto en las retransmisiones de estos, lo cual aumentaría la carga de la red.

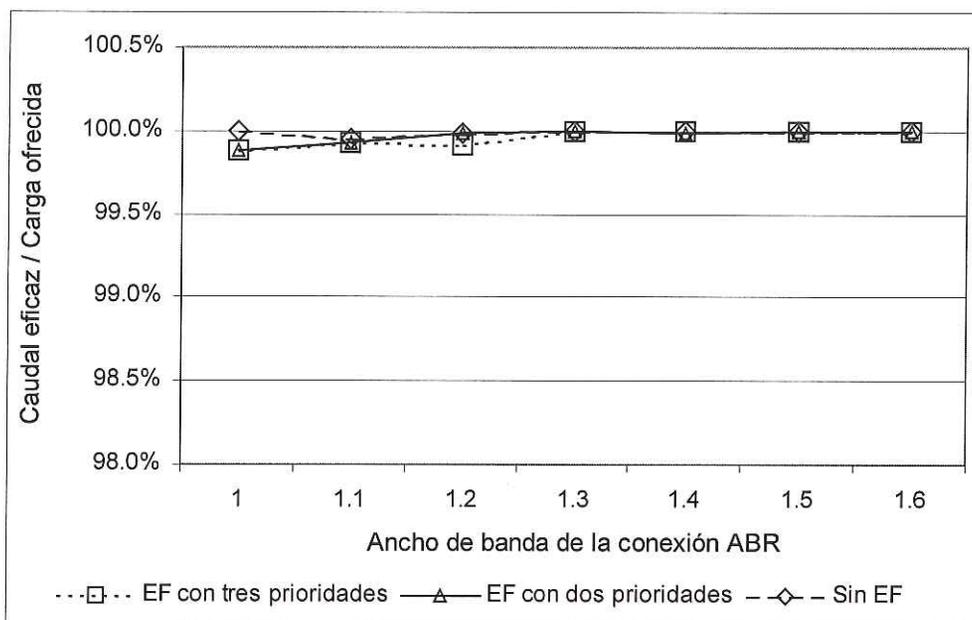


Figura 29 - Caudal eficaz/Carga ofrecida en la aplicación FTP, sin tráfico VBR de fondo en la red

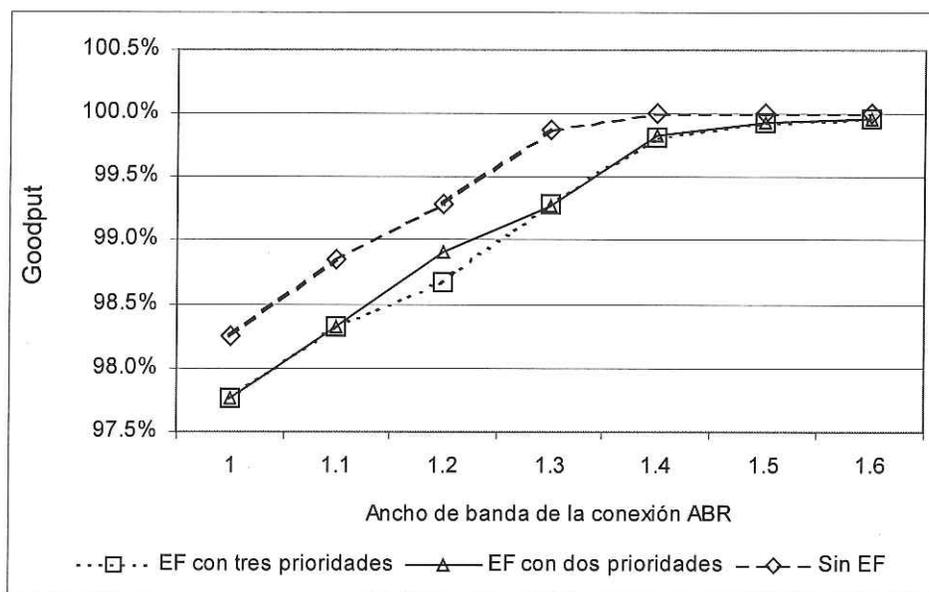


Figura 30 - Goodput en la aplicación FTP, sin tráfico VBR de fondo en la red

Además podemos notar en todas las gráficas anteriores, que no existe una diferencia significativa entre aplicar el mecanismo EF con dos o tres prioridades.

V.3 SIMULACIONES UTILIZANDO TRÁFICO VBR DE FONDO CON DISTRIBUCIÓN DE POISSON.

Basándonos en los resultados anteriores, seleccionamos un valor para MCR de 1 Mbps y para PCR de 1.5 Mbps para la conexión ABR que transporta el tráfico multimedia en las simulaciones de esta sección. Para esta sección se aplicó tráfico VBR de fondo con función de densidad de probabilidad de Poisson.

El uso de EF incrementa dramáticamente el desempeño de la aplicación de voz, disminuyendo el índice de pérdidas (Figura 31). También podemos apreciar que aún sin el uso del mecanismo EF, las pérdidas en voz se encuentran dentro de los límites de los requerimientos establecidos previamente.

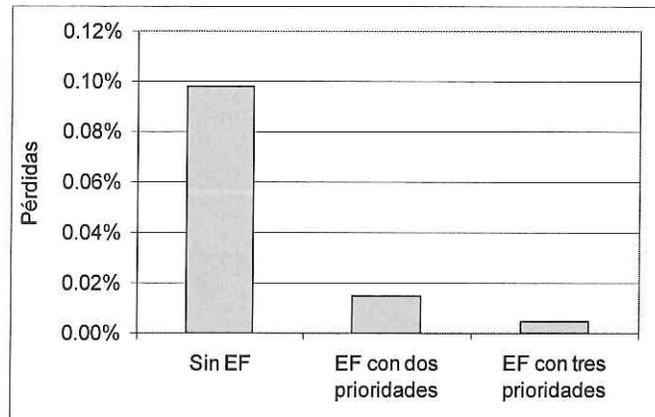


Figura 31 - Comparación de pérdidas en voz, usando tráfico VBR con distribución de Poisson

El retardo promedio no muestra una disminución significativa al aplicar el mecanismo EF (ver Figura 32). Esto se atribuye a que este mecanismo reduce el tamaño de los retardos pico de las aplicaciones de voz, evitando las pérdidas de paquetes, pero sin reducir en gran medida el retardo promedio de los mismos.

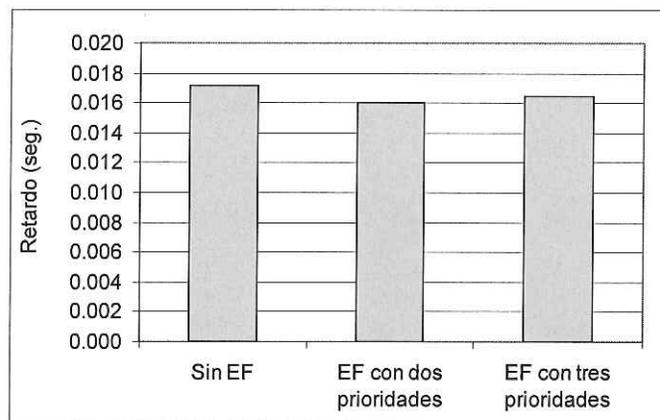


Figura 32 - Comparación del retardo promedio en voz, usando tráfico VBR con distribución de Poisson

La aplicación de video no fue afectada en lo absoluto cuando utilizamos tráfico VBR Poissoniano. Los resultados muestran que las pérdidas en video son nulas, con o sin la aplicación del mecanismo EF (ver Figura 33). Esto se debe a que el tráfico VBR Poissoniano afecta escasamente al ancho de banda utilizado por la conexión ABR. Vemos que este si provoca una baja en el índice de pérdidas de voz, pero no en la aplicación de video. Esto se debe a que la aplicación de voz cuenta con un requerimiento más estricto en cuanto al retardo, y a un mayor número de paquetes siendo transportados por la red.

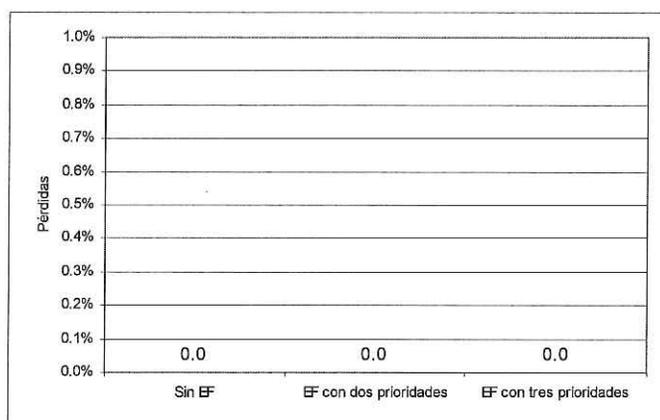


Figura 33 - Comparación de las pérdidas en video, usando tráfico VBR con distribución de Poisson

Observamos que también para la aplicación de video no hay diferencia significativa

en el retardo promedio (ver Figura 34). Esto obedece a las mismas causas que en el caso de la aplicación de voz, el mecanismo EF reduce el tamaño de los valores de los retardos máximos, evitando las pérdidas.

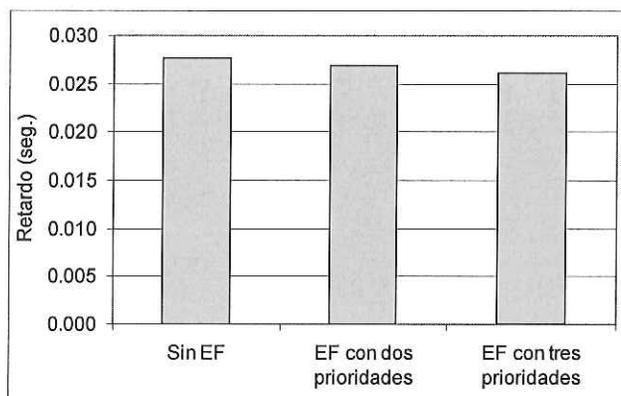


Figura 34 - Comparación del retardo promedio en video, usando tráfico VBR con distribución de Poisson

Al evaluar la aplicación FTP, observamos un perfecto desempeño en cuanto a *caudal eficaz/carga ofrecida*, debido al protocolo TCP que controla la entrega de paquetes, ver Figura 35. En cuanto al *goodput*, apreciamos un ligero decremento al aplicar el mecanismo EF (ver Figura 36), ya que la conexión ABR no experimenta una reducción significativa del ancho de banda disponible a lo largo de la simulación.

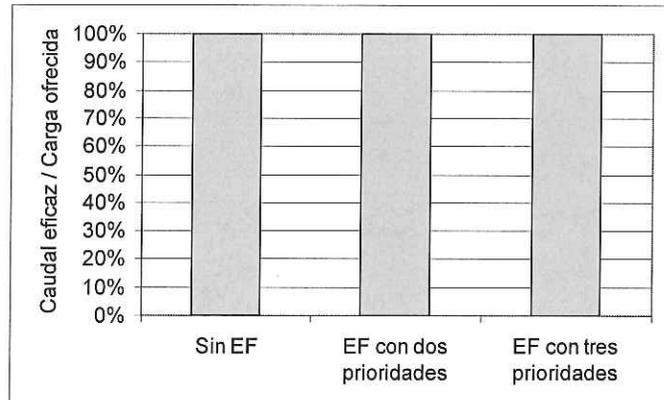


Figura 35 - Comparación del caudal eficaz/carga ofrecida, usando tráfico VBR con distribución de Poisson

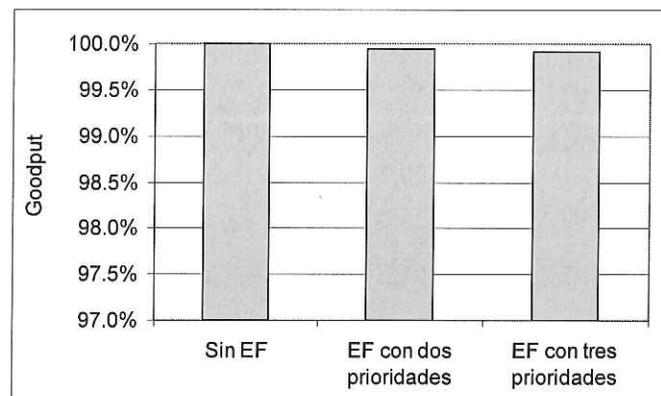


Figura 36 - c usando tráfico VBR con distribución de Poisson

Como se vio, utilizando tráfico de fondo VBR Poissoniano, ninguna aplicación se ve afectada significativamente. Esto se debe a que el tráfico VBR Poissoniano interactúa escasamente con el tráfico ABR en el interior del conmutador. Se obtuvieron resultados que muestran que en el peor caso, el ancho de banda disponible para la conexión ABR, fue reducido de 1.5 Mbps (PCR solicitado) a 1.475 Mbps. Lo cual indica que cuando utilizamos una distribución de Poisson para generar el tráfico VBR, este reduce solo marginalmente el ancho de banda disponible para ABR.

V. 4 SIMULACIONES UTILIZANDO TRÁFICO VBR DE FONDO AUTO-SIMILAR ALFA-ESTABLE.

Para esta sección utilizamos los mismos valores que en la anterior, para los parámetros de MCR y PCR, de la conexión ABR. Estas simulaciones fueron ejecutadas aplicando la fuente de tráfico VBR Auto-similar Alfa-estable, mencionada en el Capítulo IV, como tráfico de fondo en la red.

En cuanto a la aplicación de voz tenemos en primer término, que en el caso donde no se aplica el mecanismo EF el índice de pérdidas se incrementa considerablemente, en comparación con los resultados obtenidos en la sección anterior (ver Figura 37 y Figura 31). Esto se atribuye a que el tráfico VBR Alfa-estable reduce en mayor medida el ancho de banda disponible para el servicio ABR. El porcentaje de pérdidas de voz se ven dramáticamente reducidas al utilizar el mecanismo EF, presentando una mínima diferencia al utilizar dos o tres prioridades.

Utilizando tráfico VBR Alfa-estable podemos apreciar un gran contraste con el uso de tráfico VBR con distribución de Poisson. El desempeño de la aplicación es mayormente afectado en el caso Alfa-estable, sin embargo el tráfico de voz cumple con los requerimientos antes señalados, aún sin la utilización del mecanismo EF.

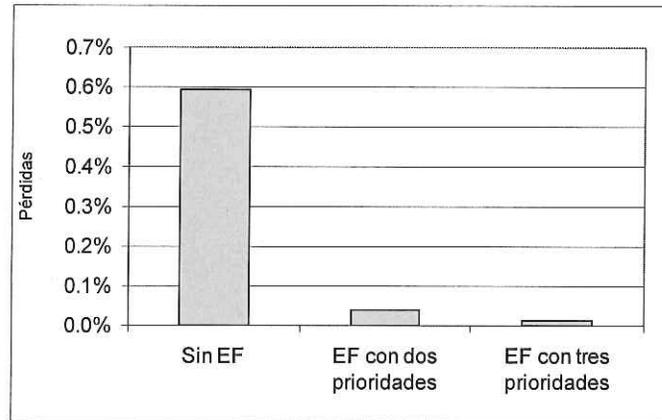


Figura 37 – Comparación de pérdidas en voz, usando tráfico VBR Alfa-estable

Como en el caso anterior como el mecanismo EF reduce los valores máximos de retardo, por lo que observamos una reducción marginal del retardo promedio, ver Figura 38.

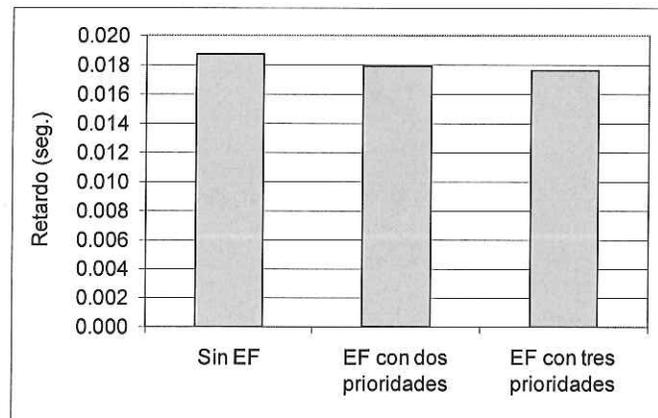


Figura 38 - Comparación del retardo promedio en voz, usando tráfico VBR Alfa-estable

Cuando no es aplicado el mecanismo EF, las pérdidas en video no cumplen con un desempeño aceptable al sobrepasar el límite para este requerimiento, según se muestra en la Figura 39. No obstante, al utilizar EF con dos o tres prioridades, se abaten totalmente las pérdidas, permitiendo el transporte de tráfico de video sin violaciones.

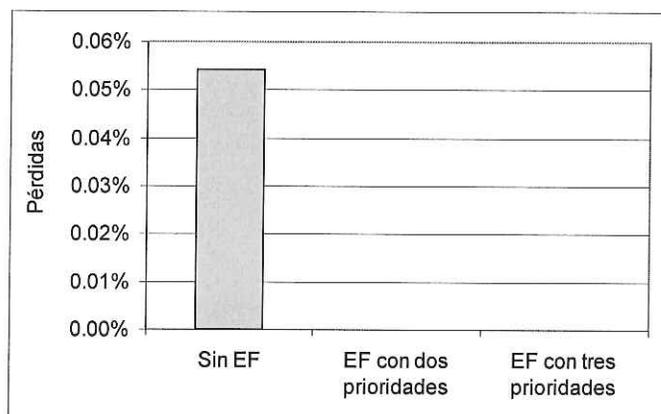


Figura 39 - Comparación de las pérdidas en video, usando tráfico VBR Alfa-estable

El tratamiento preferencial para el tráfico de video, realizado por EF, logra evitar altos valores en retardos de paquetes, lo que explica la disminución de pérdidas. Sin embargo, una vez más, esto solo reduce escasamente el retardo promedio, ver Figura 40.

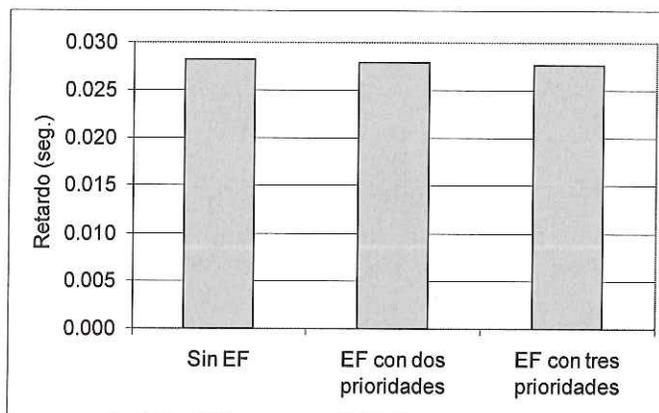


Figura 40 - Comparación del retardo promedio en video, usando tráfico VBR Alfa-estable

Nuevamente, gracias al protocolo TCP, el tráfico de la aplicación FTP es entregado al anfitrión receptor en su totalidad (ver Figura 41). Podemos apreciar un mayor decremento en el goodput al utilizar el mecanismo EF (ver Figura 42), en comparación con el tráfico de fondo de Poisson. Sin embargo el nivel de goodput indica un alto desempeño para la aplicación FTP.

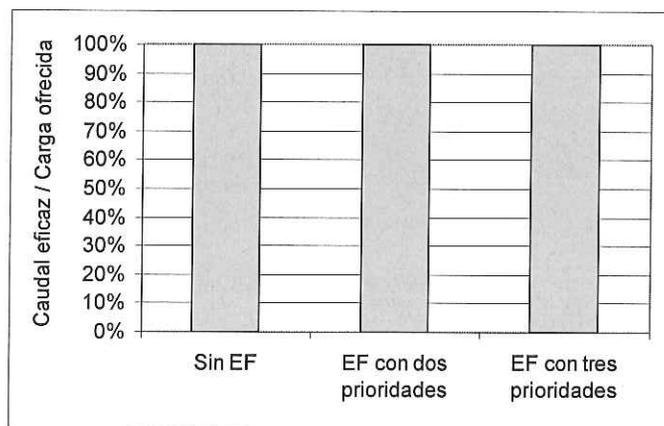


Figura 41 – Comparación del caudal eficaz/carga ofrecida, usando tráfico VBR Alfa-estable

Se obtuvo un alto valor en goodput debido a que FTP no cuenta con valores estrictos para retardo, como es el caso de voz y video. Entonces FTP puede soportar mayores retardos sin que esto represente pérdida de paquetes, lo que se traduce en un valor nulo o pequeño de retransmisiones. Además, debido a la retroalimentación de la red, cuando el ancho de banda disponible disminuye, el mecanismo EF al relegar el envío de paquetes FTP origina la pérdida de paquetes en esta aplicación. Lo anterior provoca la disminución de la ventana de transmisión del protocolo TCP, reduciendo la tasa de tráfico FTP que trata de entrar a la red y evitando la pérdida excesiva de paquetes. Con esto podemos detectar que existe una conveniente asociación “amistosa” entre el protocolo TCP y el mecanismo EF.

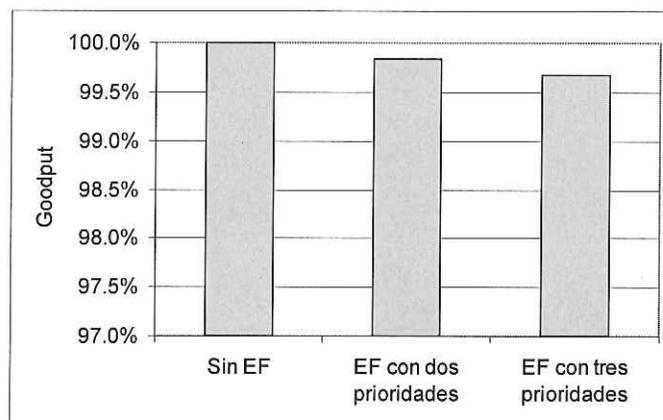


Figura 42 - Comparación del goodput, usando tráfico VBR Alfa-estable

El beneficio del mecanismo EF es notable en este caso. Cuando éste no se utiliza, tenemos que en el momento en que una ráfaga de paquetes de tráfico FTP logra pasar por la capa IP hacia las capas inferiores afecta directamente al tráfico de voz y video. Esto se debe a que se produce un gran número de celdas contiguas (que contienen solo tráfico FTP) en el interior de las colas de espera en la capa ATM. Por el contrario, al utilizar el mecanismo EF, los paquetes de voz y video tienen preferencia de pasar hacia la capa ATM, sin importar el tamaño de la ráfaga FTP. De esta manera el arribo de paquetes FTP a la capa ATM es dosificado, distribuyéndose las celdas que transportan tráfico FTP a lo largo de las colas de espera de la red ATM, entre las celdas que transportan voz y video. Cuando aplicamos el tráfico VBR Alfa-estable, encontramos una mayor interacción entre las conexiones VBR y ABR que en el caso en el que se aplica Poisson. En consecuencia las aplicaciones se ven afectadas en mayor grado, porque el tráfico VBR Alfa-estable disminuye considerablemente el ancho de banda disponible para la conexión ABR. En contraste con el uso de Poisson, nuestras pruebas con tráfico Alfa-estable nos mostraron un mayor y más consistente decremento de la tasa de celdas disponible (ACR) del anfitrión

transmisor, debido al tráfico VBR. Se observó como la tasa pico (PCR) solicitada para ABR, 1.5 Mbps, se redujo hasta un mínimo de 1.3 Mbps en varias ocasiones.

V. 5 SIMULACIONES UTILIZANDO DOS SUBREDES LÓGICAS IP.

Los resultados presentados a continuación fueron obtenidos en nuestro último escenario propuesto, integrando a cinco usuarios multimedia en la red y dividiendo ésta en dos LIS, al agregar un enrutador.

Una vez más podemos ver como los requerimientos de pérdidas y retardo en la aplicación de voz son aceptablemente alcanzados, incluso sin la aplicación del mecanismo EF. Pero mostrando una mejoría significativa en el índice de pérdidas de voz al aplicar éste último (ver Figura 43). Sin embargo en comparación con los dos casos anteriores se tiene un mayor retardo promedio, debido a la existencia del enrutador (ver Figura 44).

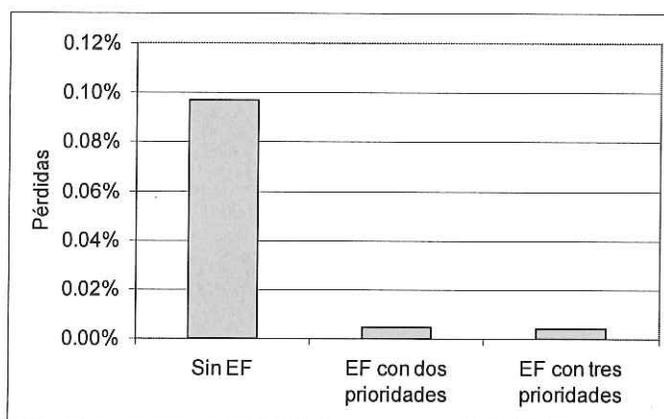


Figura 43 - Índice de pérdidas en voz, utilizando dos LIS

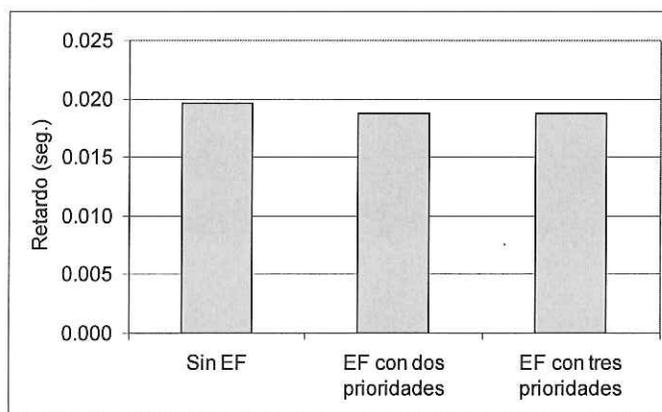


Figura 44 – Retardo promedio de voz, utilizando dos LIS

Por otro lado se hace notar que el mecanismo EF es esencial para evitar violaciones a los requerimientos de la aplicación de video. Las pérdidas de video sin EF salen del rango de un buen desempeño (ver Figura 45), incluso en mayor proporción que en el caso en que utilizamos tráfico VBR Alfa-estable, atribuible a la existencia del enrutador entre las dos LIS. También podemos notar que el mecanismo EF, evita las pérdidas sin importar si se usan dos o tres prioridades.

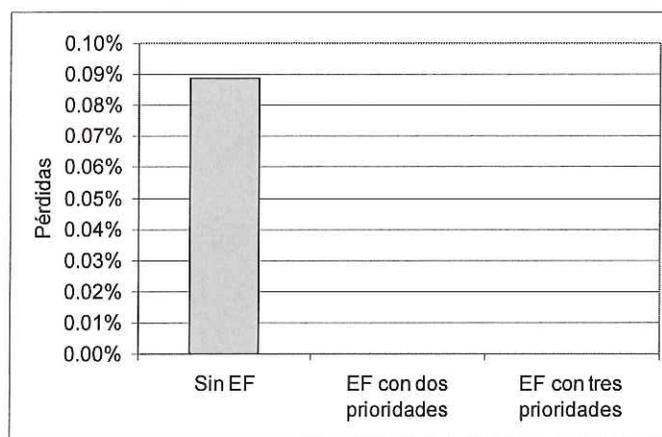


Figura 45 - Índice de pérdidas en video, utilizando dos LIS

Para el caso del retardo de video, notamos una pequeña reducción al aplicar el mecanismo EF, ver Figura 46, debido al efecto ya comentado de reducción de los valores

pico de retardo en los paquetes de video.

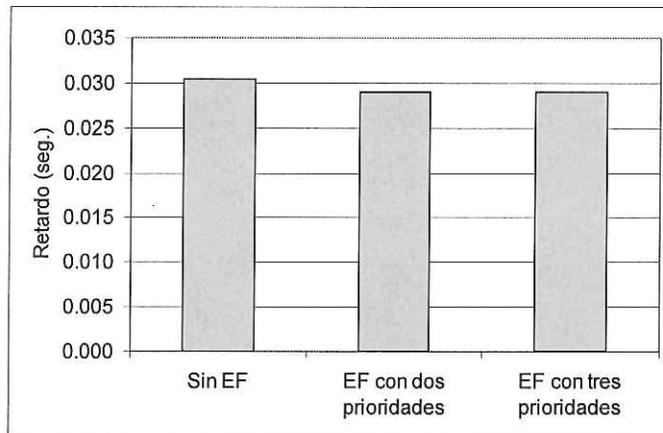


Figura 46 – Retardo promedio en video, utilizando dos LIS

Por su parte el protocolo TCP logra que los paquetes de la aplicación FTP sean recibidos exitosamente en el anfitrión destino (ver Figura 47).

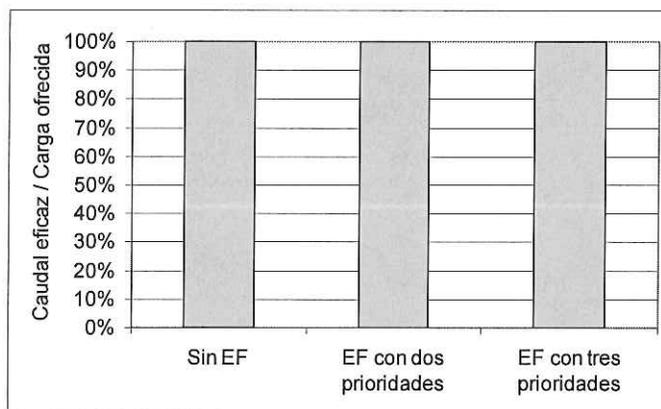


Figura 47 - Caudal eficaz/carga ofrecida de FTP, utilizando dos LIS

En cuanto al goodput se observa un decremento mayor que en los dos casos anteriores, alcanzando un valor de menos del 96% al aplicar el mecanismo EF, con dos y tres prioridades (ver Figura 48). De esta manera el mecanismo EF afecta marginalmente al goodput, pero este se mantiene en un valor aceptable. Asumimos que esta disminución del

goodput, se debe al retardo introducido por el enrutador en los paquetes FTP, ya que dentro de él también es aplicado el mecanismo EF, que otorga prioridad a voz y video. Esto repercute directamente en un mayor intervalo de tiempo necesario para devolver los acuses de recibo utilizados por TCP para indicar el éxito de la transferencia, y por lo tanto el tiempo de reacción para reducir la ventana de transmisión será más lento, lo que provocará retransmisiones innecesarias.

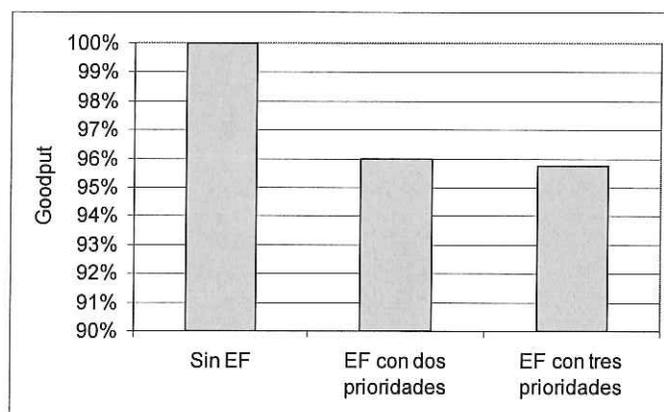


Figura 48 - Goodput de FTP, utilizando dos LIS

También notamos en cuanto al goodput de las secciones V.3, V.4 y V.5; que existe un mayor decremento de éste al aplicar EF con tres prioridades. Esta disminución es marginal, y se atribuye al hecho de que al existir tres prioridades, la oportunidad de los paquetes FTP de entrar a la red se ve más relegada que cuando existen dos prioridades.

CAPÍTULO VI

CONCLUSIONES Y RECOMENDACIONES

VI.1 CONCLUSIONES

En base a lo presentado en el Capítulo anterior se obtienen las siguientes conclusiones:

- Se implementó el esquema EF en una red ATM que transporta tráfico IP. Las fuentes de tráfico son: voz, video y FTP, a través del servicio ABR.
- Se efectuaron simulaciones sin el esquema de reenvío acelerado, utilizando reenvío acelerado con dos prioridades (1.voz y video, 2.FTP), y aplicando reenvío acelerado con 3 prioridades (1.voz, 2.video, 3.FTP).
- Se probaron cuatro situaciones distintas como escenarios de red: ausencia de tráfico de fondo en la red, existencia de tráfico VBR de fondo Alfa-estable Auto-similar, existencia de tráfico VBR de fondo con distribución de Poisson y la existencia de un enrutador en la red.
- Se encontró que el mecanismo EF aplicado en la capa IP mejora el desempeño de las aplicaciones de voz y video, al disminuir considerablemente las pérdidas de paquetes.
- El esquema EF no reduce de manera significativa el retardo promedio de las aplicaciones de voz y video, sin embargo evita la existencia de los valores pico de retardo, reduciendo las pérdidas de paquetes de voz y video.
- Para el caso de FTP, el esquema EF afecta marginalmente en forma negativa al

goodput, por lo que se mantiene un desempeño aceptable. Como se mencionó en el Capítulo V, existe una asociación “amistosa” entre el protocolo TCP y el mecanismo EF, que evita retransmisiones excesivas de tráfico FTP.

- No existe diferencia significativa entre el uso del esquema EF con dos y tres prioridades.
- Los parámetros de la conexión ABR que se determinaron adecuados, mediante simulaciones, son un MCR de 1 Mbps y PCR de 1.5 Mbps. Con esto se transportó el tráfico multimedia sin violaciones a través de la red, utilizando el mecanismo EF. Sin el esquema EF se requerirían mayores valores. De esta manera el esquema EF permite el transporte de aplicaciones multimedia a través de conexiones ABR, concediendo un trato preferencial para voz y video contra una aplicación no sensible al tiempo (FTP).
- El valor óptimo para calcular la carga útil en la capa IP, para el uso del esquema EF, es el 87% del valor de la tasa de envío permitida (ACR) en ATM.
- Al comparar el efecto del tráfico VBR de fondo Poissoniano y el Alfa-estable, se encontró que Poisson no afecta significativamente el transporte del tráfico de las fuentes conocidas; en cambio el Alfa-estable si reduce significativamente el ancho de banda disponible para el servicio ABR. De acuerdo a lo mencionado en la sección IV.4.3 es importante destacar, en cuanto al uso de trafico de fondo VBR, que en el presente estudio los resultados que se apegan más a situaciones de tráfico real fueron los obtenidos al usar el tráfico de fondo Auto-similar Alfa-estable.
- En el escenario de prueba en que un enrutador une dos LIS, se comprobó que el tráfico

de voz y video puede ser transportado sin violaciones si se utiliza el mecanismo EF. Esto es afectando el goodput de FTP, pero manteniéndose aceptable.

- Se concluye que sí es posible el uso de servicio ABR en una red ATM privada para el transporte de tráfico IP multimedia utilizando el mecanismo de reenvío acelerado, obteniendo ventajas en la reducción de pérdidas y bajo retardo del tráfico multimedia, así como de una menor ancho de banda utilizado por las aplicaciones, todo esto sin sacrificar significativamente otros parámetros de calidad.

VI. 2 RECOMENDACIONES.

- Para la implementación del mecanismo de reenvío acelerado se recomienda el uso de dos prioridades, ya que no hubo diferencia significativa entre los resultados obtenidos al aplicar dos o tres prioridades. Además la implementación de dos prioridades es más sencilla de realizar.
- Para el cálculo de la carga útil para la capa IP, al implementar el mecanismo de reenvío acelerado, se recomienda tomar el 87% de la retroalimentación de tasa disponible en la capa ATM.
- Para la realización de otros estudios basados en este modelo, basándose en las mismas características de tráfico, se recomiendan los valores aquí obtenidos para los parámetros de las conexiones ABR: MCR = 1 Mbps y PCR = 1.5 Mbps.

VI.3 TRABAJO FUTURO.

- Enfocar un estudio completamente al reenvío acelerado, realizando comparaciones entre distintas técnicas para implementar dicho mecanismo.
- Una opción interesante para continuar con esta línea de investigación, es elaborar un modelo que contemple el uso del reenvío asegurado en lugar del reenvío acelerado. Esto agregaría un punto de comparación entre los dos mecanismos de servicios diferenciados.
- El análisis de las medidas de desempeño de tráfico aquí utilizadas bajo otras configuraciones de red, así como implementando la variación del número de usuarios.
- Otro tópico importante es la implementación de los servicios diferenciados a nivel completamente integral a la red. En el presente trabajo se aplican los DiffServ en la capa IP, en propuestas como [Fahmy *et al.*, 1999] se pretende la implementación de los DiffServ en la capa ATM. Por lo tanto un proyecto que incluya un mapeo de las clases de flujo de IP a ATM utilizando DiffServ en ambas capas (IP y ATM), podría representar una plataforma óptima para el establecimiento de redes privadas virtuales con garantía de QoS.

R E F E R E N C I A S

- Amoss, J. y Minoli, D. 1998. "IP Applications with ATM". McGraw-Hill. 1ª Edición. New York, N.Y. 371 pp.
- Andrikopoulos I., Ors T., Matijasevic M., Leitold H., Jones S.P.W. y Posch R. 1996. "TCP/IP Throughput Performance Evaluation for ATM Local Area Networks". Proceedings of 4th IFIP Workshop on Performance Modelling and Evaluation of ATM Networks, Reino Unido. Julio.
- Asatani, K. 1999. "IP and Telecommunication Integration: De Jure and De Facto Standards Have Entered a New Era". IEEE Communications Magazine. 37(7): 140-147 p.
- ATM Forum, 1995, "LAN Emulation over ATM 1.0", af-lane-0021.000, Enero.
- ATM Forum, 1998, "LAN Emulation Client Management Specification Version 2.0", af-lane-0038.000, Oct.
- ATM Forum, 1997, "LANE v2.0 LUNI Interface", af-lane-0084.000, Julio.
- ATM Forum, 1996, "LANE Servers Management Spec v1.0", af-lane-0057.000, Marzo.
- ATM Forum, 1998, "Multi-Protocol Over ATM Version 1.0 MIB", af-mpoa-0092.000, Julio.
- ATM Forum, 1999, "Multi-protocol Over ATM Specification, Version 1.1", af-mpoa-0114.000, Mayo.
- ATM Forum. 1996. "Traffic Management Specification Version 4.0". af-tm-0056.000. Abril.
- ATM Forum. 1999. "Traffic Management draft specifications". AF-TM-0121.000. Marzo.
- ATM Forum. 1994. "ATM User-Network Interface Specification V3.1".
- Bertsekas, D. y Gallager, R. 1992. "Data Networks". Prentice Hall. 2ª Edición. Englewood Cliffs, N.J. 556 pp.
- Biagoni, E., Cooper, E. y Sansom, R. 1993. "Designing a Practical ATM LAN". IEEE Network. 7(2): 32-39 p.
- Cavanaugh, J. D. 1994. "Protocol Overhead in IP/ATM Networks". Technical Report 1994-08-12, Minnesota Supercomputer Center, Inc.

REFERENCIAS (CONTINUACIÓN...)

- Cerf, V., y Kahn, R. 1974. "A Protocol For Packet Network Interconnection". IEEE Communications Magazine. Com-22(5):637-648 pp.
- Comer, D.E. 1996. "Redes Globales de Información con Internet y TCP/IP. Principios básicos, protocolos y arquitectura". Prentice-Hall Hispanoamericana. 3ª Edición. México. 621 pp.
- Chao, H.J., Ghosal, D., Saha, D. y Tripathi, S.K. 1994. "IP on ATM Local Area Networks". IEEE Communications Magazine. 32(8): 52-59 p.
- Chen, T.M., Liu, S.S. y Samalam, V.K. 1996. "The available bit rate service for data in ATM networks". IEEE Communications Magazine. 34(5): 56 - 71 p.
- Danzig, P. B., Jamin, S., Caceres, R, Mitzel, D. y Estrin, D. 1992. "An Empirical Workload Model for Driving Wide Area TCP/IP Network Simulations", Internetworking: Research and Experience. 3(1) 1-26 p.
- Dovrolis, C. y Ramanathan, P. "A Case for Relative Differentiated Services and the Proportional Differentiation Model". IEEE Network. 27(1): 26-34 p.
- Dumortier, P. 1998. "Toward a New IP over ATM Routing Paradigm". IEEE Communications Magazine. 36(1): 82-86 p.
- Fahmy, S., Jain, R., Rabie, S., Goyal, R. y Vandalore, B. 1999. "Quality of Service for Internet Traffic over ATM Service Categories". Journal of Computer Communications. 22(14): 1307-1320 p.
- Ferguson, P. y Huston, G. 1998. "Quality of Service: Delivering QoS on the Internet and in Corporate Networks". John Wiley & Sons, Inc. 1ª Edición. Nueva York. 266 pp.
- Floyd, S., Fall, K. 1999. "Promoting the Use of End-to-End Congestion Control in the Internet". IEEE/ACM Transactions on Networking. 7(4): 458-472 p.
- Frost, V.S. y Melamed, B. 1994. "Traffic Modeling For Telecommunications Networks". IEEE Communications Magazine. 32(3): 70-81 p.
- Gallardo J. R., Makrakis D. y Orozco-Barbosa L. 1998. "Use of Alpha-Stable Self-Similar Stochastic Processes for Modeling Traffic in Broadband Networks". Proceedings of SPIE's Symposium on Voice, Video and Data Communications (SPIE'98), Noviembre.

REFERENCIAS (CONTINUACIÓN...)

-
- Goyal, P., Greenberg, A., Kalmanek, C. R., Marshall, W. T., Mishra, P., Nortz, D. Y Ramakrishan, K. K. 1998. "Integration of Call Signaling and Resource Management for IP Telephony", IEEE Network.13(3): 24-32 p.
- Goyal, R., Jain, R., Fahmy, S. y Narayanaswamy, S. 1998. "Modeling Traffic Management in ATM Networks with OPNET". (Distinguished Paper Award) Proceedings of OPNETWORK'98, Washington DC. Mayo.
- Greene, M., Luciani, J., White, K., y Kuo, T. 1998. "Definitions of Managed Objects for Classical IP and ARP Over ATM Using SMIPv2 (IPOA-MIB)". Internet RFC 2320.
- Guarene, E., Fasano, P. y Vercellone, V. 1998. "IP and ATM Integration Perspectives". IEEE Communications Magazine. 36(1): 74-80 p.
- Hedrick, C. 1988. "Routing Information Protocol". Internet RFC 1058.
- Heffes, H., Lucatoni, D. 1986. "A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance". IEEE Journal on Selected Areas on Communications. 4(6): 856-868 p.
- Heinanen, J., Baker, F., Weiss, W. y Wroclawski, J. 1999. "Assured Forwarding PHB Group". Internet RFC 2597.
- Hinden, R. y Deering. 1997. "IP Version 6 Addressing Architecture", Internet Draft.
- Hong, D. 1998. "Modeling IP over ATM". Proceedings of OPNETWORK'98, Washington DC. Mayo.
- Huitema, C. 1996. "IPv6 The new internet protocol". Prentice Hall PTR. 1ª. Edición. Upper Saddle River, N.J. 188 pp.
- Jacobson, B., Nichols, K. y Poduri, K.. 1999. "An Expedited Forwarding Per Hop Behavior". Internet RFC 2598.
- Johansson, P., Wedlund, E. y Karlsson J.M. 1997. "Interaction Between TCP Flow Control and ABR Rate Control". Proceedings IEEE ATM Workshop, Lisboa. 455-464 p. Mayo 1997.

REFERENCIAS (CONTINUACIÓN...)

-
- Kalyanaraman, S., Jain, R., Fahmy, S., Goyal, R., Lu, F. y Srinidhi, S. 1996. "Performance of TCP/IP over ABR". Proceedings of IEEE Globecom '96, London. Vol. 1. 468-475 p.
- Kalyanaraman, S., Jain, R., Fahmy, S. y Goyal, R. 1998. "Performance and Buffering Requirements of Internet Protocols over ATM ABR and UBR Services". IEEE Communications Magazine. 36(6): 152-157 p.
- Kalyanaraman, S., Jain, R., Fahmy, S., Goyal, R. y Vandalore, B. 2000. "The ERICA Switch Algorithm for ABR Traffic Management in ATM Networks". Por aparecer en IEEE/ACM Transactions on Networking. Febrero 2000.
- Karlsson, G. 1996. "Asynchronous Transfer of Video". IEEE Communications Magazine. 34(8): 118-126 p.
- Kasiolas, A. 1999. "Intelligent Control In Multimedia Traffic Policing, Shaping And Congestion Avoidance Over Broadband Networks". Universidad del Oeste de Ontario. London, Ontario, Canada. Tesis de Maestría.
- Kercheval, B. 1998. "TCP/IP over Atm : A No-Nonsense Internetworking Guide". Prentice-Hall PTR. 1ª. Edición. Upper Saddle River, N.J. 202 pp.
- Kostas, T.J., Borella, M.S., Sidhu, I., Shuster, G.M., Grabiec, J. Y Mahler, J. 1998 "Real-Time Voice Over Packet-Switched Networks". IEEE Network. 12(1): 18-27 p.
- Krunz, M. 1999. " Bandwidth Allocation Strategies for Transporting Variable-Bit-Rate Video Traffic", IEEE Communications Magazine. 31(7):40-46 p.
- Laubach, M., Halpern, J. 1998. "Classical IP and ARP over ATM", Internet RFC 2225.
- Laubach, M. 1995. "IP over ATM Working Group's Recommendations for the ATM Forum's Multiprotocol BOF Version 1". Internet RFC 1754.
- Law, A.M. y McComas, M.G. 1994. "Simulation Software for Communications Networks: The State of the Art". IEEE Communications Magazine. 32(3): 44-50 p.
- Le Gall, D. 1991. "MPEG: A Video Compression Standard for Multimedia Applications". Communications of the ACM. 31(1): 16-58 p.

REFERENCIAS (CONTINUACIÓN...)

-
- Le Pocher, H., Leung, V.C.M. y Gilies, D.W. 1999. "An Efficient ATM Voice Service with Flexible Jitter and Delay Guarantees". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 17(1): 51-62 p.
- Lee, D.C., Lough, D.L., Midkiff, S.F., Davis IV, N.J. y Benchoff, P.E. 1998. "The Next Generation of the Internet: Aspects of the Internet Protocol Version 6". IEEE Network. 12(1): 28-33 p.
- Li, H., Siu, K-Y., Tzeng, H-Y., Ikeda, C. y Suzuki, H. 1996. "A simulation study of TCP performance in ATM networks with ABR and UBR services". Proceedings of IEEE INFOCOM 1996, 1269-1276 p.
- Luciani, J., Katz, D., Piscitello D., Cole, B., y Doraswamy, N. 1998. "NMBA Next Hop Resolution Protocol (NHRP)". Internet RFC 2332.
- Maher, M. 1998. "ATM Signalling Support for IP over ATM - UNI Signalling 4.0 Update". Internet RFC 2231.
- MIL3 Inc. 1998. "OPNET Modeling Manual". OPNET Version 5.
- Moy, T., 1998. "OSPF: anatomy of an Internet routing protocol". Addison Wesley. 1ª Edición. Massachusetts. 339 pp
- Nagle, J. 1984. "Congestion control in IP/TCP internetworks". Internet RFC 896.
- Newman, P. "ATM Local Area Networks". IEEE Communications Magazine. 32(3):86-98 p.
- Nho, J.M., Shim, K.H. y Lim, J.T. 1999. "Congestion control with new fairness criterion for multicast ABR service in ATM networks". IEEE Proc. Commun. 146(3): 181-184 p.
- Paxson V. y Floyd, S. 1995. "Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling". IEEE/ACM Transactions on Networking. 3(3): 226-245 p.
- Perez, M., Liaw, F., Mankin, A., Hoffman, E., Grossman, D., Malis, A. 1995. "ATM Signaling Support for IP over ATM". Internet RFC 1755.
- Rajan, R., Verma, D., Kamat, S., Felstaine, E. y Herzog, S. "A Policy Framework for Integrated and Differentiated Services in the Internet". IEEE Network. 13(5): 36-41 p.

REFERENCIAS (CONTINUACIÓN...)

- Rathgeb, E.,P. 1991. "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks". IEEE Journal on Selected Areas in Communications". 9(3): 325-334 p.
- Rose, O. 1995. "Statistical properties of MPEG video traffic and their impact on traffic modeling in ATM systems". Proceedings of the 20th Annual Conference on Local Computer Networks, Minneapolis, MN. 397-406 p.
- Siu, K. y Jain, R. 1995. "A Brief Overview of ATM: Protocol Layers, LAN Emulation, and Traffic Management". Computer Communications Review (ACM SIGCOMM). 25(2): 6-28 p.
- Stallings, W. 1994. "Data and Computer Communications". McMillan. 4ª. Edición. Nueva York, N.Y. 875 pp.
- Stallings, W. 1996. "IPv6: The New Internet Protocol". IEEE Communications Magazine. 34(7): 96-108 pp.
- Tanenbaum, A.S. 1997. "Redes de Computadoras". Prentice-Hall Hispanoamericana. 3ª Edición. México. 814 pp.
- Tsybakov, B. y Georganas, N.D. 1997. "On Self-Similar Traffic in ATM Queues: Definitions, Overflow Probability Bound, and Cell Delay Distribution". IEEE/ACM Transactions on Networking. 5(3): 397-409 p.
- Vandalore, B., Fahmy, S., Jain, R., Goyal, R. y Goyal, M. 1999. "QoS and Multipoint Support for Multimedia Applications over the ATM ABR Service". IEEE Communications Magazine. 37(1): 53-57 p.
- White, P. 1998. "ATM Switching and IP Routing Integration: The Next Stage in Internet Evolution?". IEEE Communications Magazine. 36(4): 79-83 p.
- Sitio de Internet: [ftp-info3.informatik.uni-wuerzburg.de /pub/MPEG/](ftp-info3.informatik.uni-wuerzburg.de/pub/MPEG/). Muestras de secuencias MPEG. Universidad de Würzburg. Alemania.
- Zheng, B. y Atiquzzaman, M. 1999. "Traffic Management of Multimedia over ATM Networks". IEEE Communications Magazine. 37(1): 33-38 p.

ACRÓNIMOS Y ABREVIACIONES

| | |
|-----------------|--|
| <i>AAL</i> | Capa de adaptación ATM. |
| <i>AAL5</i> | Capa de adaptación ATM 5. |
| <i>ABR</i> | Servicio de tasa de bits disponible. |
| <i>ACR</i> | Tasa de celdas permitida. |
| <i>ARP</i> | Protocolo de resolución de direcciones. |
| <i>ARPA</i> | Agencia de Proyectos de Investigación Avanzada. |
| <i>ATM</i> | Modo de Transferencia Asíncrona. |
| <i>ATMARS</i> | Servidor de resolución de direcciones ATM. |
| <i>BRM</i> | Celdas RM hacia atrás. |
| <i>CBR</i> | Servicio de tasa constante de bits. |
| <i>CDVT</i> | Tolerancia de la variación de retardo de celda. |
| <i>CER</i> | Tasa de error de celdas. |
| <i>CI</i> | Campo de indicación de congestión. |
| <i>CIOA</i> | Enfoque clásico de IP sobre ATM. |
| <i>CLR</i> | Razón de pérdida de celdas. |
| <i>CMR</i> | Tasa de inserción incorrecta de celdas. |
| <i>CS</i> | Subcapa de convergencia. |
| <i>CTD</i> | Retardo de transferencia de celdas. |
| <i>DiffServ</i> | Servicios diferenciados. |
| <i>DS</i> | Campo para servicios diferenciados. |
| <i>EF</i> | Reenvío acelerado. |
| <i>ER</i> | Campo de tasa explícita. |
| <i>ERICA</i> | Algoritmo de indicación de tasa explícita para prevención de congestión. |
| <i>FRM</i> | Celdas RM hacia delante. |
| <i>FTP</i> | Protocolo de transferencia de archivos. |
| <i>GFR</i> | Servicio de tasa de marco garantizada. |
| <i>GMS</i> | Servidor general multicast. |
| <i>GoP</i> | Grupo de imágenes. |

ACRÓNIMOS Y ABREVIACIONES (CONTINUACIÓN...)

| | |
|-----------------|--|
| IAB | Bufete de arquitectura de Internet. |
| IETF | Fuerza de trabajo de ingeniería de Internet. |
| IFMP | Protocolo de administración de flujo de Ipsilon. |
| InATMARP | ATMARP inverso. |
| IntServ | Servicios integrados. |
| IP | Protocolo de Internet |
| LIS | Subred lógica IP. |
| I-PNNI | PNNI integrado. |
| ISOC | Sociedad de Internet. |
| LANE | Emulación de red de área local. |
| LSR | Enrutador conmutador de etiquetas. |
| LLC | Subcapa de control de enlace lógico. |
| MAC | Subcapa de control de acceso al medio. |
| maxCTD | Retardo máximo de transferencia de celdas. |
| Mbps | Millones de bits por segundo. |
| MBS | Tamaño máximo de ráfaga. |
| MCR | Tasa mínima de envío de celdas. |
| MFS | Tamaño máximo de marco. |
| MPEG | Grupo de expertos de imágenes en movimiento. |
| MPLS | Conmutación de etiquetas multiprotocolo. |
| MPOA | Multiprotocolo sobre ATM. |
| MSS | Tamaño máximo de segmento. |
| MTU | Unidad máxima de transferencia. |
| NHRP | Protocolo de resolución del siguiente salto. |
| NI | Campo de no incremento. |
| NNI | Interfaz red-red. |
| nrtVBR | Servicio VBR no de tiempo real. |
| OC-12 | Canal óptico 12. |

ACRÓNIMOS Y ABREVIACIONES (CONTINUACIÓN...)

| | |
|---------------------|--|
| <i>OC-3</i> | Canal óptico 3. |
| <i>OSI</i> | Interconexión de sistemas abiertos. |
| <i>OSPF</i> | Protocolo del camino más corto disponible primero. |
| <i>OUI</i> | Identificador organizacional único. |
| <i>PAR</i> | Protocolo PNNI aumentado. |
| <i>PCM</i> | Modulación por codificación de pulsos. |
| <i>PCR</i> | Tasa de celdas pico. |
| <i>PDU</i> | Unidad de datos del protocolo. |
| <i>PHB</i> | Comportamiento por saltos. |
| <i>PMD</i> | Dependiente del medio físico. |
| <i>PNNI</i> | Interfaz privada red a red. |
| <i>POH</i> | Sobreencabezado de ruta. |
| <i>ppCDV</i> | Variación pico a pico del retardo de celdas. |
| <i>PVC</i> | Circuito virtual permanente. |
| <i>QoS</i> | Calidad de servicio. |
| <i>RIP</i> | Protocolo de información de enrutamiento. |
| <i>RM</i> | Celdas de administración de recursos. |
| <i>RSVP</i> | Protocolo de reservación de recursos. |
| <i>RTT</i> | Tiempo de viaje redondo. |
| <i>rtVBR</i> | Servicio VBR de tiempo real. |
| <i>SAR</i> | Subcapa de segmentación y reensamblado. |
| <i>SCR</i> | Tasa de celdas sostenible. |
| <i>SECBR</i> | Proporción de bloques de celdas con errores severos. |
| <i>LE</i> | Servidor LANE. |
| <i>SMS</i> | Servidor multicast específico. |
| <i>SNAP</i> | Encabezado de punto de unión de subred. |
| <i>SOH</i> | Sobreencabezado de sección. |
| <i>SONET</i> | Red óptica síncrona. |

ACRÓNIMOS Y ABREVIACIONES (CONTINUACIÓN...)

| | |
|------------|---|
| <i>SVC</i> | Circuito virtual conmutado. |
| <i>TC</i> | Subcapa de convergencia de transmisión. |
| <i>TCP</i> | Protocolo de control de transmisión. |
| <i>TDP</i> | Protocolo de distribución de etiquetas. |
| <i>TOS</i> | Campo de tipo de servicio. |
| <i>UBR</i> | Servicio de tasa de bits no especificada. |
| <i>UDP</i> | Protocolo de datagrama de usuario. |
| <i>UNI</i> | Interfaz usuario-red. |
| <i>VBR</i> | Servicio de tasa de bits variable. |
| <i>VC</i> | Circuito virtual. |
| <i>VP</i> | Ruta virtual. |
| <i>WAN</i> | Redes de área amplia. |