

# **SOLUTIONS FOR SERVICE INTEGRATION IN ATM NETWORKS**

**Resumen Tesis Doctoral**

Fernando Cerdán

## 1 Introducción

Este resumen de tesis está organizado de la siguiente manera: en el apartado 2 se introduce el marco en el que se integra la investigación realizada. En la sección 3 se establece el objetivo de la tesis y se describen las contribuciones aportadas con referencias a los documentos donde han sido publicadas o presentadas. Además se incluyen las publicaciones que han referenciado algunos de estos documentos y otras publicaciones posteriores a las que ha dado lugar la tesis. En el apartado 4 se enumeran y describen brevemente todos los capítulos de los que se compone esta tesis, incluyendo en algunos de ellos figuras o resultados que aporten una idea más concisa del trabajo de investigación realizado en esta tesis. El documento finaliza en la sección 5 con las conclusiones finales.

## 2 Estado del arte

En estos últimos años ha habido una intensa investigación alrededor de las redes ATM (*Asynchronous Transfer Mode*). ATM se concibió como la tecnología a usar en la futura red de telefonía y datos pública, conocida como Red Digital de Servicios Integrados de Banda Ancha. Uno de los retos en el diseño de ATM ha sido conseguir garantizar la calidad de servicio *Calidad de Servicio* de las diferentes clases de tráfico manteniendo una eficiencia elevada. La idea de una red de servicios integrados es la de una red que pueda ser compartida por tráfico generado por fuentes de naturaleza diferente, como son voz y video, ya sea de distribución o interactivo, tráfico de datos (transmisión de documentos, acceso a bases de datos, WEB...). Las necesidades en cuanto a retardo, variación del retardo, probabilidad de error y ancho de banda de todos estos tipos de tráfico es muy diferente. Así pues ofrecer diferentes Calidades de Servicio es una característica clave en una red de servicios integrados.

En una red ATM la Calidad de Servicio se negocia en la fase de conexión. En esta fase la estación fuente que establece la conexión tiene que escoger una de las *Categorías de Servicio* (o simplemente Servicios) que la red tenga implementados. El servicio escogido fija los parámetros de Calidad de Servicio que se pueden negociar y el comportamiento que debería seguir el tráfico que la fuente envía a la red.

Actualmente el ATM Forum, máximo organismo de estandarización en ATM, ha definido 6 Servicios: *Constant Bit Rate* (CBR), *real-time Variable Bit Rate* (rt-VBR), *non-real-time Variable Bit Rate* (nrtVBR), *Available Bit Rate* (ABR), *Unspecified Bit Rate* (UBR) y *Guaranteed Frame Rate* (GFR). Además el organismo de estandarización ITU ha definido el servicio *ATM Block Transfer* (ABT). De todos estos servicios, UBR ABR GFR y ABT se definieron para la transmisión de tráfico de datos.

Los principios de diseño de estos servicios son bastante diferentes entre ellos. En el caso de UBR la gestión del tráfico de red es muy sencilla pero a cambio la red no ofrece ningún tipo de Calidad de Servicio. Es lo que se denomina tráfico *Best effort*. El caso de ABT es el extremo opuesto: la fuente envía el tráfico en ATM bloques pero antes de la transmisión se tienen que reservar los recursos suficientes que garanticen la transmisión de los bloques. En ABR la red divide el ancho de banda libre en cada momento entre todas las conexiones. Para ello las fuentes se controlan mediante un mecanismo de *feedback* y algoritmos de control de flujo implementados en los conmutadores. GFR es el caso intermedio entre UBR y ABT, y además elimina la complejidad del servicio ABR. El servicio GFR sólo garantiza un *throughput* mínimo a cada conexión e intenta aprovechar el ancho de banda sobrante. No se garantiza ningún tipo de retardo y la forma en que se debe implementar se basa fundamentalmente en mecanismos de *scheduling* y/o funciones de policía a la entrada de la red o en los conmutadores.

Dentro de la investigación en redes ATM, el estudio de los mecanismos de control del tráfico ocupa un lugar destacado. Para conseguir que una red ATM pueda soportar simultáneamente diferentes categorías de servicio se necesitan funciones de control de tráfico que permitan una compartición efectiva de los recursos de la red entre los distintos servicios, teniendo en cuenta los requisitos de Calidad de Servicio diferente de cada uno. Las diversas funciones de control han de estar integradas junto con la gestión de los *buffers* con el fin de conseguir una arquitectura de control global capaz de gestionar el tráfico resultante de la integración de todos los servicios.

Dado el espectacular crecimiento de Internet, TCP/IP sobre ATM como servicio UBR ha sido un punto de investigación interesante que ha permitido estudiar en detalle el comportamiento del protocolo TCP sobre redes ATM. En esta línea el ATM Forum propuso recientemente el servicio GFR comentado anteriormente, para facilitar la migración de usuarios a ATM de una forma sencilla y barata. Este servicio garantiza un *throughput* mínimo a los usuarios en términos de tramas, por lo que dado que la mayoría de aplicaciones se basan en TCP/IP cualquier estudio interesante de este servicio debe incluir conexiones TCP sobre ATM. El éxito de este servicio podría suponer grandes cambios ya que dispondríamos de un servicio que ofrece unas garantías a los usuarios unidas a las ventajas mas que probadas del modo de transferencia asíncrono (ATM).

### 3 Objetivo y Contribuciones de esta tesis.

El principal objetivo de esta tesis ha sido aportar soluciones que permitan la integración de servicios con diferentes requisitos de Calidad de Servicio en una arquitectura común basada en ATM. La mayor parte de las soluciones presentadas en esta tesis están relacionadas con mecanismos de gestión de tráfico. El estudio de una arquitectura de control global mediante un modelo analítico tiene limitaciones muy fuertes debido a la complejidad de los diversos mecanismos de control. Esta limitación motivó la programación de un simulador. La programación del simulador ha continuado durante todo el tiempo de investigación y aún continua añadiendo las funcionalidades que hacen falta dependiendo del análisis y el estudio que se realiza. El simulador permite simular una red ATM a nivel de celda con una topología arbitraria. Aunque lo más común ha sido utilizar un solo nodo (conmutador ATM). El simulador implementa diferentes tipos de fuentes (CBR, VBR, fuentes de vídeo modeladas con cadenas de Markov y fuentes TCP con las cuatro implementaciones típicas: Slow-Start, Tahoe, Reno y Sack (Selective acknowledgement)). Así mismo en el conmutador se han implementado diferentes tipos de *scheduling* (FIFO, SP (static priority), WFQ (Weighted Fair Queuing), GFS (Global FIFO *scheduling*)) permitiendo tratar las conexiones de forma individual (Per-VC) o por agrupaciones (Per-VP). Con el simulador podemos medir la evolución temporal y los histogramas de las magnitudes de mayor interés.

El primer paso para el estudio de una arquitectura de control global consistió en estudiar en detalle el comportamiento de diferentes arquitecturas de *buffers* en *switches* ATM. El tráfico que llega a los *buffers* es vigilado mediante funciones de policía y/o shaping para garantizar el cumplimiento del contrato de tráfico previo al establecimiento de la conexión. Los *buffers* son gestionados por un mecanismo de *scheduling* de forma individual (Per-VC) o por clases de tráfico (per-VP) con el fin de conseguir la Calidad de Servicio deseada. Este estudio dio lugar a varias contribuciones durante el desarrollo del proyecto europeo EXPERT. [C596],[CC996].

Un aspecto importante a considerar en el estudio de una arquitectura global es la sencillez de implementación de los mecanismos propuestos. En este sentido se propuso una arquitectura basada en una cola global FIFO. Los resultados de simulación muestran que esta arquitectura es bastante eficiente compartiendo el ancho de banda proporcionando al mismo tiempo una buena Calidad de Servicio en términos de máximo retardo. Como continuación a este trabajo se propuso un nuevo mecanismo de *scheduling* basado en la rotación de prioridades. La mejor característica de este nuevo mecanismo de *scheduling* es su capacidad para aislar diferentes clases de tráfico garantizando en todos los casos un retardo máximo [CC97].

Debido al gran interés en aplicaciones multimedia y al gran crecimiento del tráfico internet con WWW se espera que tanto tráfico de vídeo como de datos constituya una parte importante del tráfico en redes BISDN. Esta tesis aporta un estudio detallado de como se multiplexan vídeo y datos dando un paso muy importante para entender bien la multiplexación estadística en redes ATM en general. Esto debería repercutir en la formación de una base sólida que proporcione la arquitectura de integración de tráfico buscada. En esta tesis se estudia una solución de CAC con prioridades estáticas para integrar servicios VBR en tiempo real (rt-VBR) y servicios VBR de datos (nrt-VBR) y se presentan los resultados obtenidos de experimentos con equipos ATM realizados durante dos años en la plataforma de pruebas "Testbed" de la ciudad de Basilea en Suiza. La plataforma "Testbed" forma parte de la infraestructura del ACTS (Advanced Communications Technologies and Services) dentro del proyecto europeo EXPERT. Así mismo comparamos los resultados anteriores con la solución CAC basada en la rotación de prioridades. Los resultados confirman las afirmaciones del párrafo anterior, ya que el sistema basado en la rotación de prioridades puede controlar mejor la interferencia del tráfico VBR de datos sobre el tráfico VBR en tiempo real. Esto repercute en un mejor control de la garantía de Calidad de Servicio y en un aprovechamiento mucho más eficiente de los recursos de la red, [ABCPS97],[ABCPS98],[CC298].

Varias implementaciones del servicio GFR (Guaranteed Frame Rate) han sido estudiadas recientemente debido al gran interés en proporcionar garantías de ancho de banda con una implementación más simple que el servicio ABR en redes ATM. En esta tesis estudiamos el comportamiento de varias implementaciones TCP (las 4 más típicas, Slow-start, Tahoe, Reno and Sack) sobre el servicio GFR. El uso de *buffers* de longitud limitada provocan pérdidas de celdas que se traducen en la retransmisión de segmentos TCP. Esto puede conducir a un *throughput* medido en bits por segundo muy bajo. Un mecanismo de *scheduling* apropiado es un factor determinante para proporcionar las garantías mínimas de ancho de banda en situaciones de congestión con pérdidas de paquetes. En esta tesis se propone un nuevo algoritmo de *scheduling* para el servicio GFR llamado GFS (Global FIFO *Scheduling*). GFS proporciona la garantía de servicio que precisa GFR. Este *scheduling* ha sido evaluado y comparado con el algoritmo Weighted Fair Queuing (WFQ) propuesto en el ATM Forum para la implementación del servicio GFR. A diferencia de WFQ el nuevo *scheduling* si puede proporcionar las garantías del servicio GFR en redes WAN. Adicionalmente, en este estudio descubrimos las claves por las que la implementación basada en GFR no puede proporcionar un *throughput* mínimo al tráfico TCP en casos de congestión. Finalmente proponemos una

implementación hardware de GFS que es comparada con otra implementación hardware de WFQ, destacando la simplicidad de nuestra propuesta. [CC98][CC99a] [CC1898]

En esta tesis proponemos una solución general que resuelve el problema de garantizar un *throughput* mínimo a cada fuente TCP. Esta solución sirve tanto para WFQ como GFS y ha sido evaluada con éxito en redes LAN. La propuesta consiste en una modificación del control de flujo de ventana de la fuente TCP y se basa en el hecho de que la tasa de tráfico enviado por una una fuente TCP puede controlarse, controlando su ventana de congestión. El diseño del pseudocódigo para aceptar paquetes en los nodos también debe ser modificado con el fin de que interactúe con la fuente. El resultado es que después de un cierto transitorio el tráfico enviado se adecua a los recursos de la red y esta funciona sin pérdidas, con lo que se pueden garantizar todos los contratos de tráfico [CC99b].

Tal y como se ha comentado anteriormente Internet está creciendo muy rápidamente y recibiendo gran cantidad de tráfico procedente de aplicaciones multimedia. Este tráfico es muy sensible al ancho de banda disponible así como al retardo, por lo que hay una gran necesidad de proporcionar Calidad de Servicio en Internet. Actualmente existen dos modelos principales para proporcionar Calidad de Servicio en Internet, el primero se basa en los Servicios Diferenciado y el segundo en los Servicios Integrados. Dentro de los servicios diferenciados podemos distinguir el servicio asegurado (*Assured Service*) basado en el modelo Assured Forwarding. Por otro lado ATM está siendo ampliamente desarrollado en los “backbone” de Internet, por lo que la gestión del tráfico Internet sobre ATM es un tema muy importante. En esta tesis presentamos un análisis detallado del efecto sobre la calidad de servicio que puede experimentar el tráfico TCP cuando mapeamos el tráfico generado en una red basada en el servicio asegurado sobre una red ATM que implementa el servicio GFR. Consideramos el caso donde el tráfico Internet de un servicio asegurado se multiplexa con tráfico Internet sin calidad de servicio (“*best effort*”) en un *switch* ATM. Estudiamos el problema de garantizar un *throughput* mínimo (“Target Rate”) individual para cada fuente TCP cuyos paquetes IP circulan sobre el flujo agregado que forman todas las fuentes conectadas a la red. Al llegar a la red ATM los flujos agregados se mapean con un determinado MCR (*Minimum Cell Rate*) teniendo en cuenta la Calidad de Servicio pedida (“*Target Rate*”)[CC00].

## Referencias

- [C596] F. Cerdán AC094\_UPC\_42\_005\_01\_CD\_CCA, Simulations results for the Shaping experiments of week 17, April 1996
- [CC996] F. Cerdán O. Casals AC094\_UPC\_42\_009\_01\_CD\_CC "Performance Evaluation of Buffer Architectures" August 1996
- [CC97] F. Cerdán, O. Casals "Performance Evaluation of Global FIFO Buffer Architecture" Fifth IFIP Workshop on Performance Modelling and Evaluation of ATM Networks 21-23 July 1997, Ilkley, West Yorkshire U.K. ISBN 0 9524027 4 2
- [ABCPS97] E. Aarstad, S. Blaabjerg, F. Cerdan, S. Peeters, K. Spaey "Experimental investigation of CAC and effective bandwidth for video and data" ATM traffic Symposium, Mykonos, Greece September 17-18 1997
- [ABCPS98] E. Aarstad, S. Blaabjerg, F. Cerdan, S. Peeters, K. Spaey "CAC investigation for video and data" IFIP TC6 Fourth International conference on Broadband communications '98 Stuttgart Germany April 1-3, 1998 pag 356-67 ISBN 0 412 84410 9 Ed. Chapman&Hall, 1998
- [CC298] F. Cerdan, O. Casals "Performance Evaluation of Dynamic Priority Scheduling for ATM Switches" Thecnical Report UPC-DAC-1998-2
- [CC98] F. Cerdán, O. Casals "A Per-VC Global FIFO Scheduling Algorithm for Implementing the New ATM GFR Service" MMNS'98 Second IFIP/IEEE International Conference on Management of Multimedia
- [CC99a] F. Cerdán, O. Casals "Performance of different TCP implementations over the GFR Service Category" Seventh IFIP Workshop on Performance Modelling and Evaluation of ATM/IP Networks 28-30 June 1999, Antwerp Belgium
- [CC99b] F. Cerdán, O. Casals "Performance of different TCP implementations over the GFR Service Category" Interoperable communications Network Magazine, special issue on QoS Management in Wired & Wireless Multimedia Communication Networks. Ed. Baltzer Science, Volume:2, pag. 273-286, ISSN: 1385 9501 January 2000, (Much enhanced version of [CC99a])
- [CC1898] F. Cerdan, O. Casals "Implementation Issues to Provide the GFR Service Guarantees to TCP/IP Traffic" Thecnical Report UPC-DAC-1998-18
- [CC00] F. Cerdán, O. Casals "Mapping an Internet Assured Service on the GFR ATM Service" Lecture Notes in Computer Science 1815 (Networking 2000) Pag.398 –409 ISBN/ISSN: 3-540-67506-X/0302-9743 Editorial: Springer-Verlag, May 2000

## **Publicaciones que han referenciado estos documentos**

La publicación [CC99b] ha sido referenciada en [1],[3] y [4].

La publicación [CC98] ha sido referenciada en [2] y [3]

La publicación [CC00] ha sido referenciada en [2]

[1] K. Spaey y C. Blondia. "Buffer acceptance schemes for the UBR and GFR ATM service categories" publicado en los proceedings del IFIP ATM and IP 2000, Ilkley.

[2] O. Bonaventure, J. Nelissen "Guaranteed Frame Rate: A Better Service for TCP/IP in ATM Networks" publicado en **IEEE Network Magazine**, n 1 vol.15 Enero/Febrero 2001

[3] Vincent Bonin, Fernando Cerdán and Olga Casals "A simulation study of Differential Fair Buffer Allocation" publicado en los proceedings del ICATM 2000, Heidelberg, ISBN 0-7803-5884-8, ISSN 1098-7789.

[4] "Performance Modelling of Differential Fair Buffer Allocation" Documento de Master-Thesis realizado por Vincent Bonin en la Universidad de Hamburgo dirigida por el catedrático Ulrich Killat y supervisada por Olga Casals, catedrática de la Universidad Politécnica de Cataluña.

## **Otras Publicaciones a las que ha dado lugar esta tesis**

"Autores: Vincent Bonin, Fernando Cerdán and Olga Casals

Título: "A simulation study of Differential Fair Buffer Allocation"

Tipo de participación: Presentación de artículo revisado.

Congreso: 3rd International Conference on ATM (ICATM'2000)

Publicación: Proceeding del congreso

Lugar de celebración: Crowne Plaza Hotel Heidelberg, Germany

Fecha: June 26-29, 2000

ISBN 0-7803-5884-8

ISSN 1098-7789

---

Autores: F. Cerdan, J. Malgosa, J. Garcia-Haro, F. Monzo, F. Burrull

Título: " Providing QoS to TCP/IP traffic: an Overview

Tipo de participación: Presentación de artículo revisado

Congreso: PROMS 2000

Publicación: Proceedings del congreso

Lugar de celebración: CRACOVIA (POLONIA)

Fecha: May 25-October 2000

ISBN 83-88309-05-6

## 4 Breve descripción de los capítulos de la tesis

### Capítulo 1: “Tecnología ATM”.

Este capítulo inicial explica los conceptos básicos de la tecnología ATM desde la celda básica hasta las funciones de control y gestión de tráfico. Finalmente se describen las diferentes categorías de servicio ATM.

### Capítulo 2: ”Arquitecturas de Buffers para la Integración de Servicios”.

En este capítulo se identifican los requisitos necesarios en la gestión de *buffers* para conseguir una integración de servicios efectiva. Se analizan varias arquitecturas de *buffers* basadas en esos conceptos, utilizando modelos de fuentes aproximados. Además se presentan dos nuevos mecanismos: Una arquitectura basada en una cola global FIFO y un nuevo *scheduling* basado en la rotación de prioridades.

En la figura 2.1 podemos ver el aspecto de una de las arquitecturas de *buffers* con varias etapas de *scheduling*. Para la evaluación se han utilizado modelos de fuentes on-off y 5 clases de tráfico que aproximan las categorías de servicio del ATM Forum: Clase I con mayor prioridad para CBR, Clase II, III, IV y V para rt-VBR, nrt-VBR, ABR o GFR y UBR respectivamente. En la figura 2.2 podemos ver la distribución del retardo en esta arquitectura para un ejemplo con 4 clases de servicio y 2 fuentes por clase.

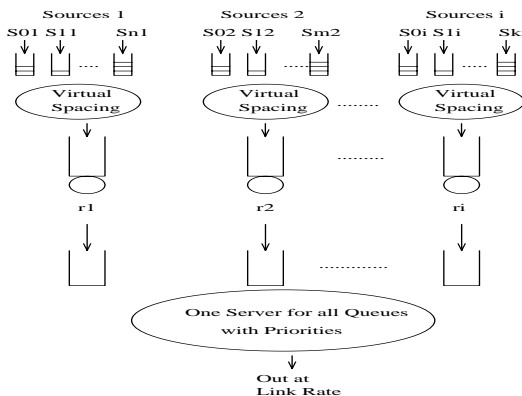


Figura 2.1: 1ª etapa WFQ por clases. 2ª etapa prioridades estáticas

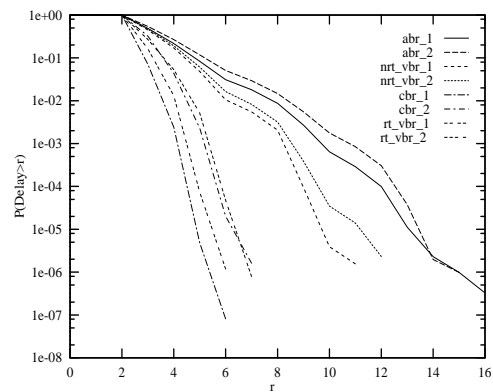


Figura 2.2: Distribución del retardo donde se observa el aislamiento entre clases de servicio

La arquitectura de la figura 2.1 se puede considerar ideal, pero la simplicidad es un requisito importante. En este sentido propusimos la arquitectura de la figura 2.3 basada en una primera etapa con prioridades, una segunda etapa de una única cola global FIFO y un *scheduler* basado en las prioridades de la primera etapa, el tamaño de la cola global y un parámetro llamado *speed up factor*. Las figuras 2.4 muestra la variación del retardo experimentado por la clase de menor prioridad en función del tamaño de la cola global, suponiendo un *speed up factor* máximo, para un ejemplo con 4 clases de servicio.

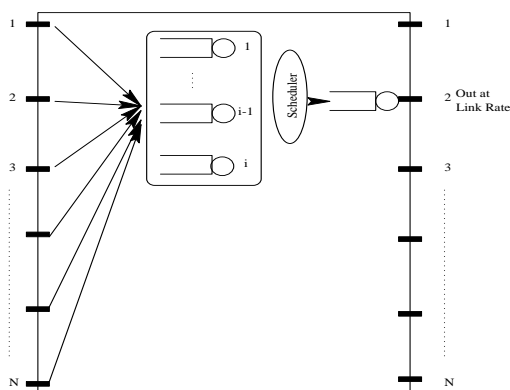


Figura 2.3: Arquitectura con cola Global FIFO

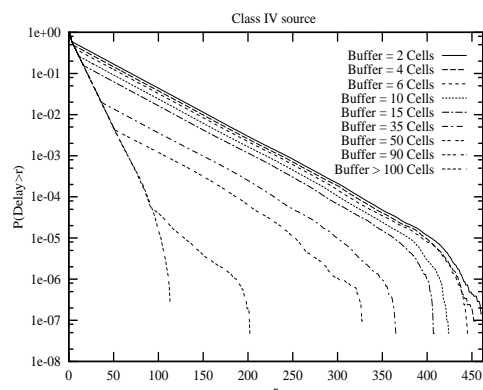


Figura 2.4: Distribución del retardo

En la figura 2.5 tenemos un ejemplo de funcionamiento con 4 prioridades del *scheduling* basado en la rotación de prioridades. Las clases de servicio con mayores restricciones de retardo se agrupan en las colas de menor tamaño e

inicialmente se le asigna la máxima prioridad. En funcionamiento normal la cola en congestión obtiene la mayor prioridad mientras que las demás reducen su prioridad en un nivel. La figura 2.6 muestra la distribución del retardo con 4 clases de servicio. En un sistema sin prioridades o FIFO no hay distinción de clases y en un sistema con prioridades estáticas casi todos los recursos los consume la clase de mayor prioridad.

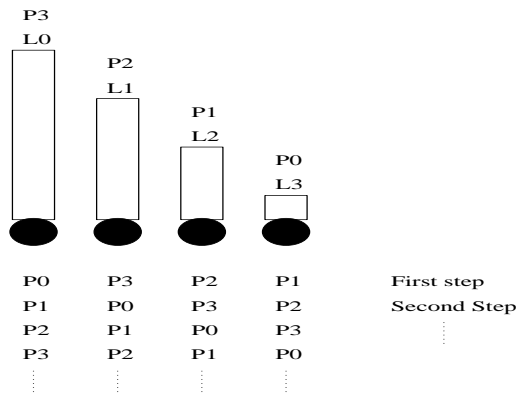


Figura 2.5: Scheduling con rotación de prioridades

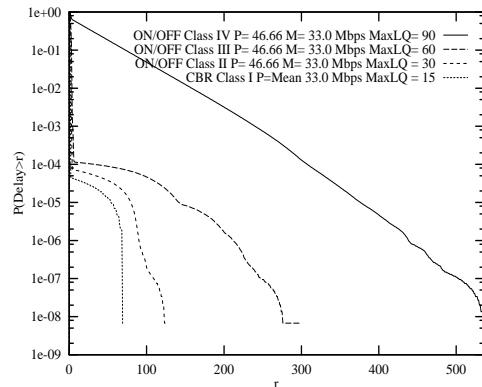


Figura 2.6: Distribución del retardo en el ejemplo de la figura 2.5

### Capítulo 3: "Experimentos de CAC en Escenarios de Control Integrados".

Aquí investigamos la función de admisión de conexiones CAC (Call Admisión Control) para integrar fuentes de video y datos. Presentamos los resultados obtenidos en la plataforma experimental "Testbed" situada en Basilea, Suiza, durante nuestra participación en el proyecto europeo Expert. Los resultados experimentales se contrastan y validan con resultados de simulación.

En la figura 3.1 podemos ver las configuraciones utilizadas tanto en experimentación como en simulación.

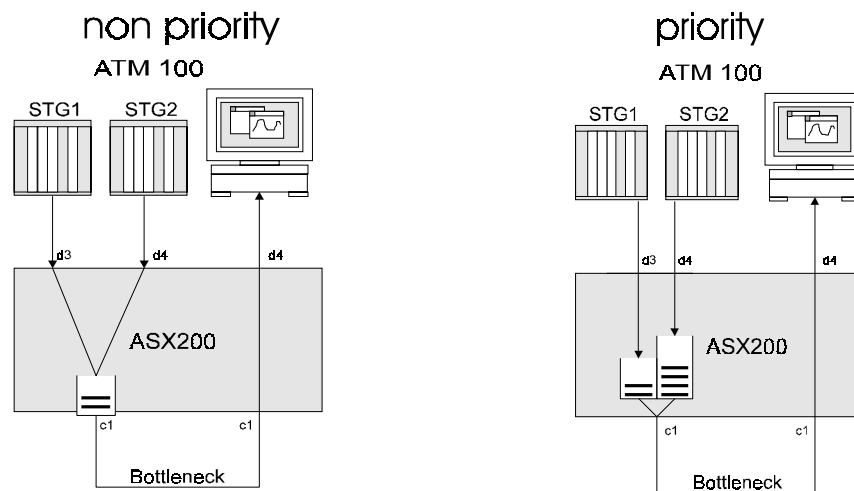
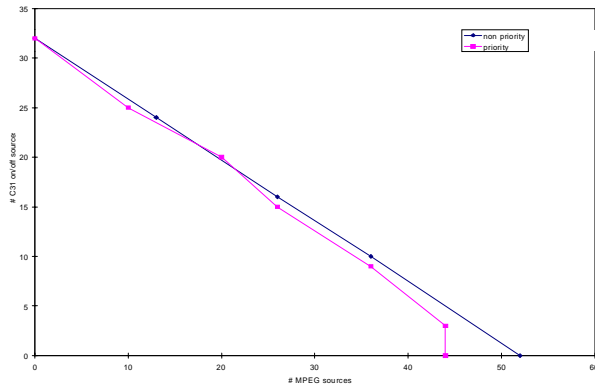


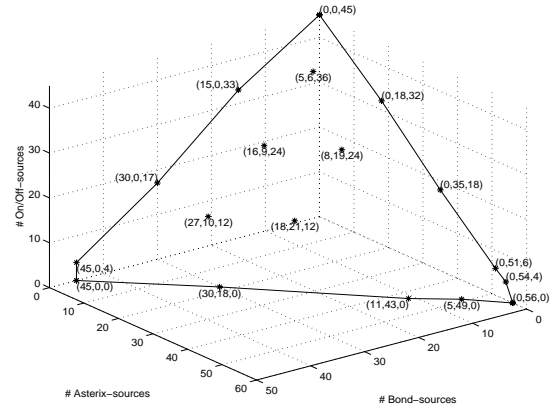
Figura 3.1: Configuraciones utilizadas

Las fuentes de datos se modelaron con fuentes *on-off* mientras que las fuentes de video se modelaron con cadenas de Markov a partir de trazas de video procedentes de diversas películas. En el caso no prioritario se utilizó un buffer grande mientras que en el caso prioritario (*scheduling* con prioridades estáticas con mayor prioridad para las fuentes de video) el buffer pequeño es de 100 o 256 celdas según el fabricante del *switch* utilizado y el grande de 1260 celdas.

Para la obtención de las regiones de admisión se utilizaron dos tipos de fuentes de video (Goldfinger y Asterix) modeladas con 65 estados y tres tipos de fuentes *on-off* que se pueden clasificar en muy bursty, poco bursty pero con un consumo alto de ancho de banda y finalmente fuentes poco bursty y con poco consumo de ancho de banda. Las figuras 3.2 y 3.3 muestran dos ejemplos de región de admisión calculadas en 2 y 3 dimensiones.

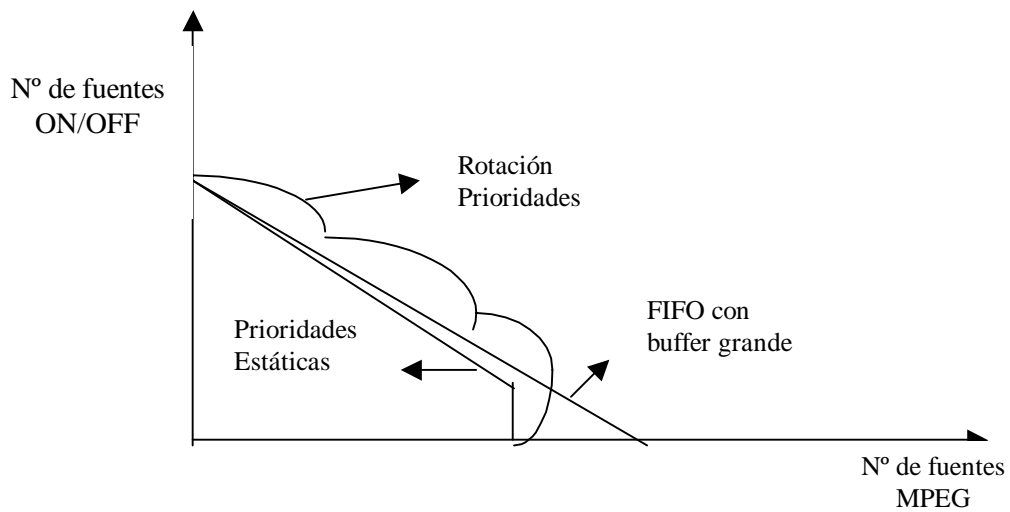


**Figura 3.2: Dos dimensiones, Goldfinger + on-off**



**Figura 3.3: Tres dimensiones, Goldfinger + Asterix + on-off**

Finalmente la figura 3.4 muestra el resultado de comparar las regiones de admisión resultante de utilizar los *scheduling* basados prioridades estáticas, rotación de prioridades y FIFO (sin prioridades). El máximo número de fuentes de un tipo o de otro se obtuvo en base a la pérdida de celdas con el parámetro CLR (Cell Loss Ratio), siendo este menor o igual que  $10^{-4}$



**Figura 3.4: Regiones de admisión comparadas**

En la figura 3.4 observamos que la región de admisión con prioridades estáticas se podría aproximar (a groso modo) por la intersección de la región de admisión en un sistema sin prioridades con un buffer grande y la línea vertical que corresponde a la máxima cantidad de fuentes de video que el link es capaz de soportar en el buffer pequeño. Se verifican los datos descritos en el capítulo 2, siendo el *scheduling* con rotación de prioridades el más eficiente, ya que para un mismo CLR la arquitectura acepta un mayor número de conexiones de ambos tipos.



**Capítulo 4: "Revisión de los protocolos TCP/IP".**

Teniendo en cuenta que el tráfico TCP ha sido muy importante en el desarrollo de esta tesis, en este capítulo se revisan los protocolos TCP/IP desde un punto de vista general. Finalmente se describen las 4 implementaciones de TCP más populares que han sido utilizadas en la investigación realizada y descrita en los capítulos siguientes (ver tabla 4.1).

TCP Slow-Start	Slow start and congestion avoidance mechanism
TCP Tahoe	Includes fast retransmit algorithm
TCP Reno	Includes fast recovery algorithm
TCP Sack	Selective acknowledgement option

**Tabla 4.1: Implementaciones TCP utilizadas**

**Capítulo 5: "TCP sobre el servicio GFR (*Guaranteed Frame Rate*)".**

GFR es el último servicio incluido en las especificaciones del ATM Forum. Este servicio surge con la idea de incentivar la migración de usuarios a la tecnología ATM. El objetivo del servicio GFR es proporcionar un ancho de banda mínimo a cada fuente. En este capítulo describimos las especificaciones del servicio GFR así como tres ejemplos de implementación incluidos en el ATM Forum.

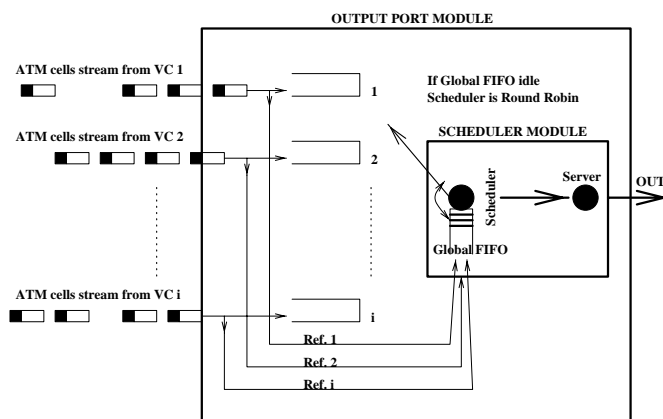
**Capítulo 6: "GFS (*Global FIFO Scheduling*)".**

Aquí estudiamos el comportamiento de las cuatro implementaciones más típicas de TCP, descritas en el capítulo 4, sobre el servicio GFR. Analizamos el efecto de la pérdida de celdas en los *buffers* sobre el *throughput* de TCP en entornos LAN y WAN.

Presentamos y describimos GFS, una nueva implementación con un nuevo *scheduling* para GFR, que proporciona las garantías de ancho de banda exigidas. El nuevo algoritmo de *scheduling* es evaluado y comparado con las implementaciones más importantes de GFR propuestas por el ATM Forum.

Finalmente proponemos una solución diferente para proporcionar las garantías de ancho de banda mínimo, que consiste en una modificación del mecanismo de ventana deslizante en la fuente TCP junto con una modificación de la gestión del buffer en los *switches*. Esta solución ha sido analizada con éxito en un entorno LAN con las implementaciones GFR basadas en WFQ y el nuevo GFS.

En la figura 6.1 tenemos una representación gráfica del funcionamiento de GFS mientras que en la figura 6.2 podemos ver el pseudocódigo propuesto para la implementación de GFR basada en GFS.



**Figura 6.1: Representación gráfica del funcionamiento de GFS**

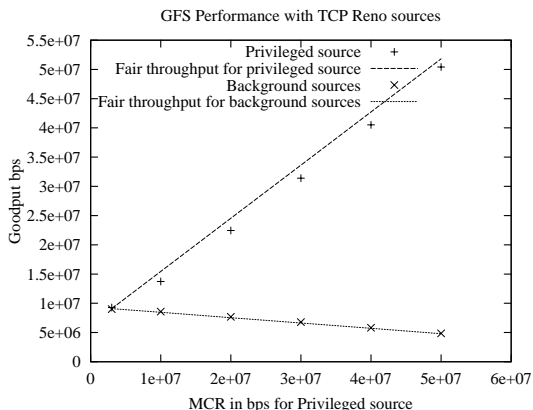
```

1   if (First_cell_of_frame)
2   {
3   if (TOKEN_CNTR(j) >= Maximum_frame_size(j))
4   {
5   c = 2
6   if (QT < QMAX)
7   {
8   store_cell(VC_j)
9   add_reference(j,Global_FIFO)
10  TOKEN_CNTR(j)= TOKEN_CNTR(j) -1
11  QT=QT+1
12  EPD(j) = 1
13  }
14  else /*There is no buffer space */
15  {
16  TOKEN_CNTR(j)= TOKEN_CNTR(j) -1
17  EPD(j) = 0 /*Discard*/
18  }
19  }
20  else /* There is no enough tokens for flow j */
21  {
22  c = 1
23  if ((Qj) > Tj) && (QT > HBO))
24
25  EPD(j) = 0 /*discard*/
26
27  else
28  {
29  if (QT < QMAX)
30  {
31  store_cell(VC_j)
32  EPD(j) = 1
33  QT = QT + 1
34  }
35  else EPD(j) = 0 /*discard */
36  }
37  }
38  }
39  else /*It is not the first cell of a frame */
40  {
41  switch(c)
42  {
43  case 1:
44  if ((EPD(j) == 1) && (QT < QMAX))
45  {
46  store_cell(VC_j)
47  QT = QT + 1;
48  }
49  else EPD(j) = 0; /*discard tail of frame */
50  break;
51  case 2 :
52  if (EPD(j) == 1) && (QT < QMAX))
53  {
54  store_cell(VC_j)
55  add_reference(j,Global_FIFO)
56  TOKEN_CNTR(j)= TOKEN_CNTR(j) -1
57  QT = QT + 1;
58  }
59  else
60  {
61  EPD(j) = 0; /*discard tail of frame*/
62  TOKEN_CNTR(j)= TOKEN_CNTR(j) -1
63  }
64  break;
65  }
66  }

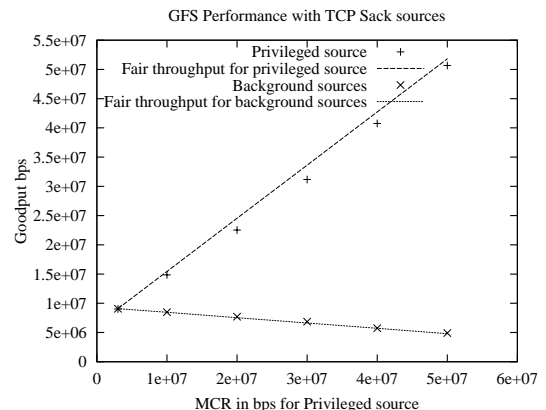
```

**Figura 6.2: Pseudocódigo de aceptación de celdas en GFS**

La evaluación del sistema se ha hecho en un entorno WAN donde WFQ no puede garantizar el MCR requerido de la fuentes. Las figuras 6.3 y 6.4 muestran los resultados obtenidos en la medida del *goodput* (*throughput* TCP sin pérdidas de paquetes extremo a extremo) de una fuente con un contrato GFR con un MCR de 5, 10, 20, 30, 40 y 50 Mbps cuando se multiplexa con 10 fuentes de 3 Mbps en un sistema GFS con congestión alta, con el fin de provocar pérdidas. Notar que todas las fuentes alcanzan su MCR y el ancho de banda sobrante (Link a 100 Mbps) se reparte equitativamente.



**Figura 6.3: Comportamiento de GFS con fuentes TCP RENO**



**Figura 6.4: Comportamiento de GFS con fuentes TCP SACK**

En entornos LAN GFS no funciona bien más que en algunos casos con paquetes pequeños, lo mismo que WFQ. En la figura 6.5 tenemos un ejemplo del mal funcionamiento de WFQ. En un link de 100 Mbps multiplexamos una

fuentes TCP con un MCR de 25Mbps y otra con 50Mbps. El comportamiento ideal está en la figura 6.6, donde cada fuente obtiene su MCR y el ancho de banda sobrante se reparte, en este caso de WFQ, atendiendo a pesos proporcionales al MCR contratado.

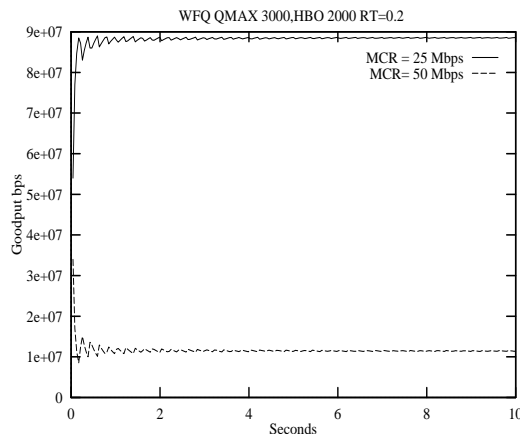


Figura 6.5: Comportamiento de WFQ en LAN

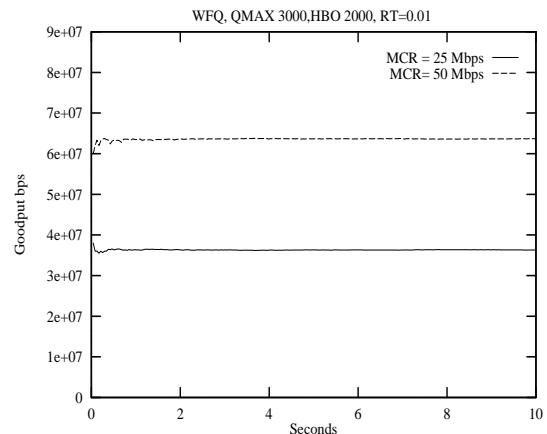


Figura 6.6: Comportamiento ideal de WFQ en LAN

Para solventar este problema tanto en WFQ como GFS proponemos las siguientes modificaciones en las implementaciones de GFR, para WFQ y GFS:

### 1) Modificación del protocolo de ventana TCP (figura 6.7):

Para esta modificación se incorpora un nuevo *Timer*

---

**Cuando expira el Timer de retransmisión**

- Guardar tiempo actual
- Calcular la diferencia entre el tiempo actual y tiempo de la última que expiró el *timer* de retransmisión
- Iniciar nuevo *timer* con tiempo de expiración doble del tiempo calculado anteriormente
- Reducir maximum window size en 1 segmento.
- $\text{max\_window\_size} = \text{minimum}(\text{congestion\_window}, \text{max\_window\_size})$

**La allowed window se modifica así**

$\text{allowed\_window} = \text{minimum}(\text{congestion\_window}, \text{advertised\_window}, \text{max\_window\_size})$

**Cuando expira el Nuevo Timer**

$\text{max\_window\_size} = \text{minimum}(\text{max\_window\_size} + 1\text{segment}, \text{original\_max\_window\_size}^1)$

---

Figura 6.7: Modificación TCP

### 2) Modificación del pseudocódigo en el nodo GFR (figura 6.8 , seguir con figura 6.2):

$\rho$  es un valor entre 0 y 1 y depende de la implementación utilizada. Se ha caracterizado el valor 0.5 para WFQ y la ecuación (1) para GFS .

$$\rho \equiv 1 - \frac{MCR}{LINK} \quad (1)$$

---

10a	HBO = minimum(HBO_maximum, HBO + Frame_size);
17a	HBO = HBO * $\rho$ ;
17b	HBO = maximum(HBO,HBO_minimum);
25a	HBO = HBO * $\rho$ ;
25b	HBO = maximum(HBO,HBO_minimum);
31a	HBO = minimum(HBO_maximum, HBO +Frame_size);
35a	HBO = HBO * $\rho$ ;
35b	HBO = maximum(HBO,HBO_minimum);

---

Figura 6.8: Modificación del pseudocódigo

<sup>1</sup> Maximum window size en el momento de la conexión

Aplicando estas modificaciones tanto a WFQ como a GFS obtenemos el comportamiento ideal en LAN. Observar la figura 6.9 para el ejemplo de la figura 6.5. Ahora después de un transitorio se alcanza el comportamiento ideal.

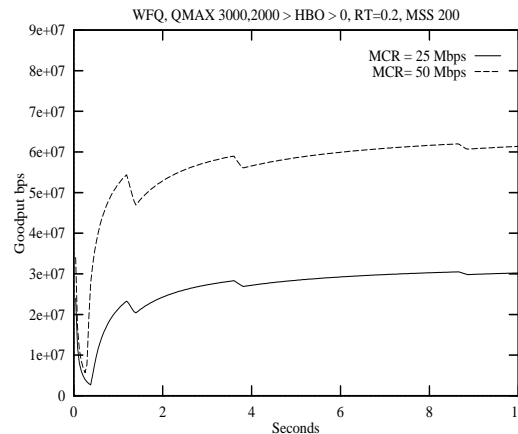


Figura 6.9: ejemplo de la figura 6.5 aplicando las modificaciones

**Capítulo 7: “Calidad de Servicio sobre el Tráfico de Internet”.**

Internet está cambiando de un modelo *best-effort* a uno que ofrece Calidad de Servicio. En los últimos años ha habido una gran investigación centrada en arquitecturas que puedan proporcionar la diferenciación de servicios necesaria, para garantizar la Calidad de Servicio. Actualmente existen dos modelos conocidos como Servicios Integrados y Servicios Diferenciados, los cuales son revisados en este capítulo. Esta revisión es necesaria para introducir y entender el siguiente y último capítulo de esta tesis.

**Capítulo 8: ”Mapeado de un Servicio Asegurado de Internet sobre el Servicio GFR de ATM”.**

La gestión de tráfico Internet sobre ATM se está convirtiendo en un tema muy importante, debido a que ATM está siendo ampliamente utilizado en los *backbone* de Internet. Como será posible el mapeo de este tráfico Internet en una de las 6 Categorías de Servicio ATM no está claro todavía. En este capítulo tratamos con el problema de mapear un Servicio Asegurado sobre el servicio GFR. Consideramos la situación donde el tráfico de dos redes IP alcanza su destino a través de una red ATM. Presentamos un completo análisis utilizando las implementaciones DFBA y GFS para el servicio GFR.

En la figura 8.1 podemos ver la configuración estudiada

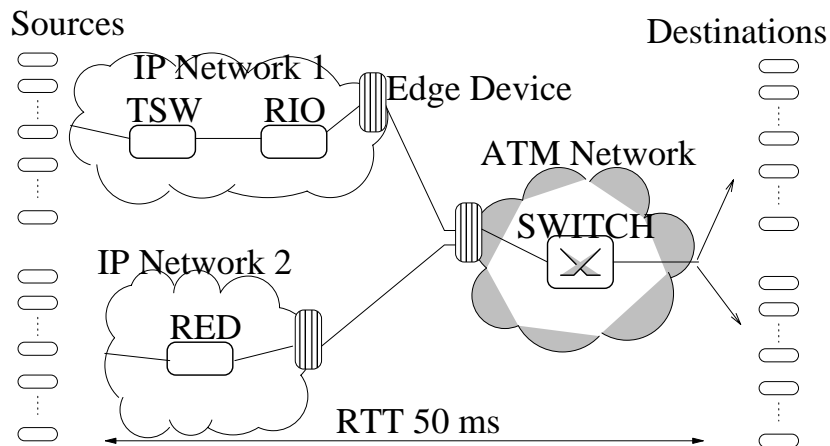


Figura 8.1: Configuración estudiada

En la figura 8.2 podemos ver los resultados obtenidos con GFS en la red ATM, como implementación GFR

<b>TCP RENO sources with MSS = 9180 bytes, LINK = 33 Mbps</b>				
<b>Flow number</b>	<b>Target rate</b>	<b>Average Throughput GFS</b>	<b>Fair Throughput</b>	<b>Current Fair Throughput GFS</b>
<b>Connections of IP network 1</b>				
0	1 Mbps	2.07 Mbps	1.30 Mbps	1.81 Mbps
1	1 Mbps	2.12 Mbps	1.30 Mbps	1.81 Mbps
2	2 Mbps	2.90 Mbps	2.30 Mbps	2.81 Mbps
3	2 Mbps	2.92 Mbps	2.30 Mbps	2.81 Mbps
4	3 Mbps	3.35 Mbps	3.30 Mbps	3.81 Mbps
5	3 Mbps	3.65 Mbps	3.30 Mbps	3.81 Mbps
6	4 Mbps	4.50 Mbps	4.30 Mbps	4.81 Mbps
7	4 Mbps	4.43 Mbps	4.30 Mbps	4.81 Mbps
<b>Connections of IP network 2</b>				
8	-	0.91 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
9	-	0.86 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
10	-	0.87 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
11	-	0.73 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
12	-	0.83 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
13	-	0.91 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
14	-	0.90 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps
15	-	0.67 Mbps	1.30 Mbps	0.81 Mbps

**Figura 8.2: Resultados con GFS**

Las fuentes de la red IP 1 basada en el servicio asegurado se agregan en único flujo aunque cada una de ellas espera le sea garantizado de forma individual un determinado *Target Rate* en bits por segundo y extremo a extremo, es decir a través de la red ATM. Las fuentes de la red IP 2 también alcanzan sus destino a través de la red ATM, pero no se les debe garantizar nada (*best effort*). De esta forma el punto crítico se encuentra en el nodo ATM donde se multiplexan ambos flujos, y se debe evitar la interferencia del flujo *best effort*. La figura 8.2 muestra para el caso GFS que todas las fuentes alcanzan su *Target Rate* y además el ancho de banda sobrante se reparte equitativamente (última columna). La columna etiquetada con *Fair Throughput* sirve para comprobar que no tiene sentido fijar un contrato GFR al flujo *best effort* ya que, para que GFS funcione como se espera no lo tiene en cuenta, en otro caso afectaría al flujo IP 1 garantizado. Con DFBA se consiguen también buenos resultados, aunque GFS es más robusto en casos de congestión alta.

## 5 Conclusiones

Una de las principales motivaciones para la introducción y desarrollo del Modo de Transferencia Asíncrono (ATM) fue su flexibilidad y su aparente capacidad para soportar cualquier tipo de servicio existente y futuro. Las redes de transporte ATM soportarían una gran variedad de servicios y aplicaciones con diferentes características y requisitos. Así pues se definieron diferentes Categorías de Servicio ATM según el ATM Forum o Capacidades de Transferencia ATM según el ITU-T, con el fin de soportar esta variedad de forma eficiente.

Para cada Categoría de Servicio ATM hacen falta funciones apropiadas de control de tráfico, (UPC o función de policía, CAC o control de admisiones, espaciadores en los nodos o en las fuentes, etc) para poder alcanzar la Calidad de Servicio requerida. Estas funciones trabajan de forma eficiente para cada categoría de forma individual. Sin embargo es necesaria una infraestructura de control de tráfico integrada que sea capaz de soportar las diferentes Categorías de Servicio compartiendo los mismos recursos, garantizando sus requisitos de Calidad de Servicio y utilizando de forma eficiente los recursos de la red.

El conjunto de todas las funciones de control junto con las arquitecturas de buffer y las disciplinas de servicio utilizadas para el soporte eficiente de la gran variedad de requisitos de Calidad de Servicio, constituye lo que hemos llamado anteriormente la arquitectura de control de tráfico integrada. En la definición de esta arquitectura debemos asegurar que cada una de las Categorías de Servicio (cada una con sus funciones de control específicas) cooperan de forma eficiente. En esta tesis proponemos soluciones dirigidas a conseguir ese reto con el objetivo en mente de

conseguir o facilitar una especificación de dicha arquitectura de control de tráfico integrada. El proceso de validación se inició por medio de una combinación de medidas experimentales, simulaciones y métodos analíticos.

Hemos investigado el problema de combinar mecanismos de *scheduling* diferentes en una arquitectura de buffer común. El principal punto ha sido definir los requisitos de integración de servicios que proporcionan los criterios básicos con los que las arquitecturas pueden ser comparadas. Las principales consecuencias de tal definición son que los *buffers* grandes (miles de celdas) tienen que utilizarse así como que los *buffers* basados en la disciplina de servicio clásica FIFO, no son capaces de tratar con los requisitos de exigencia de la red impuestos por los flujos de tráfico de las diferentes Categorías de Servicio. Esto es debido al hecho de que la disciplina de servicio FIFO es incapaz de distinguir y aislar las distintas conexiones que confluyen en el buffer. Varias y diferentes arquitecturas de *buffers* que pueden ser utilizadas en redes ATM han sido presentadas y comparadas entre ellas.

También hemos propuesto y analizado una arquitectura de buffer ATM basada en el concepto de output buffering que consta de dos etapas de colas. La primera etapa se alimenta del tráfico de las conexiones a la entrada mientras que la segunda etapa consiste en una única cola que se alimenta del tráfico proveniente de la primera etapa. La tasa de tráfico que alimenta la cola de salida se determina por medio de un mecanismo de *scheduling* que tiene en cuenta la prioridad asignada a las colas de la primera etapa así como la posibilidad de permitir que mas de una cola pueda enviar tráfico simultáneamente a la cola de salida. Las prioridades se asignan en función de las diferentes necesidades de Calidad de Servicio teniendo en cuenta las Categorías de Servicio del ATM Forum. Esta nueva arquitectura de buffer es evaluada por simulación mostrando sus ventajas e inconvenientes en función de los valores de los distintos parámetros que intervienen en ella.

En esta tesis hemos propuesto y evaluado un nuevo algoritmo de *scheduling* para un *switch* ATM basado en prioridades que cambian dinámicamente en función de la congestión que experimentan las colas de salida. Igual que antes las prioridades iniciales se asignan en función de las Categorías de Servicio. Este método conduce a una utilización de recursos mucho mejor que otros mecanismos de *scheduling* basados en prioridades estáticas sin alterar la Calidad de Servicio de las conexiones.

En el camino hacia una arquitectura de control integrada, un primer e importante paso, consiste en verificar soluciones de CAC para la integración de tráfico en tiempo real (servicios rt-VBR) y tráfico de datos (servicios nrt-VBR). En primer lugar hemos presentado resultados experimentales y de simulación donde fuentes de video MPEG artificiales y tráfico on/off son multiplexadas en arquitecturas de *buffers* con prioridades y sin prioridades. Hemos mostrado que en una arquitectura basada en prioridades la región de admisión, es decir el número de fuentes de una clase y otra que pueden ser multiplexadas sin que se supere un máximo de pérdidas (CLR, Cell Loss Ratio), puede aproximarse por la intersección de las regiones de admisión de ambas clases de tráfico.

Como investigación final en este tema, hemos realizado un estudio comparativo de las regiones de admisión CAC que se obtienen con tres arquitecturas de *buffers* distintas: Sin prioridades, con prioridades y con prioridades dinámicas. Los resultados de simulación confirman las expectativas derivadas de los resultados obtenidos en el capítulo 2, ya que la arquitectura con prioridades dinámicas tiene la región de admisión más amplia, siendo por tanto, la más eficiente.

Finalmente podemos decir que combinando resultados procedentes tanto de la experimentación con equipos de conmutación ATM como de programas de simulación, hemos presentado un método coherente para investigar la multiplexación de tráfico de video y datos. La aplicación de este método puede servir para el desarrollo de sistemas más eficientes de gestión de los recursos de la red.

El servicio GFR (Guaranteed Frame Rate) garantiza al usuario una tasa de servicio mínima, teniendo en cuenta un tamaño máximo de trama. El servicio permite al usuario enviar tráfico por encima de su tasa mínima garantizada, pero éste sólo será entregado por la red si ésta aún tiene recursos suficientes considerando todo el tráfico garantizado, es decir el tráfico en exceso es tratado como si fuera best-effort. Un estudio con fuentes TCP muestra que nunca es posible garantizar una tasa mínima con la implementación GFR basada en FIFO. Cuando los *buffers* son infinitos (sin pérdidas) las reservas de ancho de banda no tienen ningún efecto ya que el ancho de banda se reparte equitativamente entre todas las conexiones. Cuando el buffer es finito y hay pérdidas no es posible garantizar las tasas mínimas con fuentes TCP ni siquiera en una simple LAN.

Los estudios presentados en esta tesis y otros trabajos de investigación con una implementación de GFR utilizando per-VC accounting y per-VC scheduling con un *scheduling* WFQ capaz de forzar una tasa mínima a cada conexión (VC), muestran que es posible garantizar las tasas mínimas con TCP si no hay pérdidas, en otro caso no es posible.

En la investigación de esta tesis presentamos un estudio muy detallado que explica porqué WFQ no puede proporcionar las tasas mínimas con TCP y GFR. Todas las implementaciones de GFR propuestas en el ATM Forum tienen una característica común: El buffer utiliza límites comunes y es compartido por todas las conexiones. Así pues, el aislamiento necesario entre las diferentes conexiones, se lleva a cabo mediante mecanismos adicionales como función de policía o per-VC accounting, por lo que el aislamiento no es tan bueno como sería deseable. Esta es la principal causa por la que WFQ presenta tantos problemas.

En esta tesis proponemos y describimos una nueva implementación para GFR basada en per-VC queueing y per-VC accounting y una cola global FIFO, que proporciona las garantías mínimas de GFR con fuentes TCP. Esta nueva implementación llamada GFS (Global FIFO Scheduling) ha sido evaluada y comparada con la implementación basada en WFQ propuesta por el ATM Forum. A diferencia de WFQ, GFS puede proporcionar las garantías mínimas de GFR en un entorno WAN. Además hemos propuesto una posible implementación hardware de GFS basada en una implementación de WFQ según el Virtual Spacing de J. Roberts. La simplicidad y escalabilidad de la implementación GFS frente a WFQ queda claramente mostrada.

Adicionalmente a GFS proponemos una modificación del mecanismo de ventana deslizante del protocolo TCP para trabajar sobre GFR. Esta modificación junto con una modificación de la gestión del buffer en los *switches* basada en límites dinámicos en función de la congestión del buffer, proporcionan las garantías mínimas de GFR incluso en estados de muy alta congestión. Esta solución permite a las fuentes TCP ajustar su ventana de transmisión hasta un punto de trabajo óptimo. En este punto de trabajo en el buffer no se producen pérdidas y la tasa mínima TCP puede garantizarse. Estas modificaciones pueden verse como una solución general que han sido probadas con éxito en un entorno LAN con las implementaciones GFR basadas en WFQ y GFS.

Para completar la investigación de esta tesis y debido a que Internet está creciendo muy rápidamente y sobre todo a que está recibiendo tráfico procedente de aplicaciones multimedia, que son muy sensibles al ancho de banda y al retardo, aportamos una solución para proporcionar Calidad de Servicio. Los servicios integrados y los servicios diferenciados son dos modelos para añadir Calidad de Servicio en Internet. El servicio Asegurado (*Assured Service*) es un servicio extremo a extremo basado en el modelo diferenciado.

En esta tesis presentamos un detallado estudio por simulación de como un servicio Asegurado se puede mapear sobre el servicio GFR de ATM. El servicio GFR se implementa utilizando los modelos DFBA y GFS. DFBA proporciona las garantías de servicio mínimas utilizando varias conexiones TCP por VC. Aunque GFS fue inicialmente propuesto y diseñado para trabajar per-VC queueing, mostramos que también funciona bien cuando consideramos que un VC transporta el flujo agregado de varias conexiones TCP.

Consideramos la situación donde las fuentes TCP de dos redes IP alcanzan sus destinos a través de una red ATM. Las fuentes TCP contratan de forma individual un perfil de tráfico basado fundamentalmente en una tasa mínima (*Target Rate*). Este tráfico es controlado y monitorizado por funciones especiales para finalmente ser agregado en un flujo común que pasa a través de un router basado en el algoritmo RIO (RED IN and OUT). Los Flujos agregados se mapean en la red ATM al servicio GFR con un MCR (*Minimum Cell Rate*). El principal problema consiste en garantizar los contratos individuales dentro del flujo agregado y extremo a extremo de los dominios IP y ATM. La clave para conseguirlo está en la discriminación entre el tráfico garantizado (paquetes IN) y el tráfico en exceso (paquetes OUT). Los paquetes IN y OUT se mapean en GFR con el bit de prioridad ATM (CLP, *Cell Loss Priority*) como CLP 0 y CLP 1 respectivamente. En este caso es posible garantizar las tasas mínimas tanto con DFBA como con GFS. Dado que GFS no considera el bit de prioridad en su diseño original, se incorpora una ampliación del pseudocódigo del mismo para que así sea.