

Un servicio QoS para aplicaciones IP de vídeo bajo demanda sobre la tecnología DTM

Cláudia J. Barenco - <barenco@dit.upm.es>
Universidad Católica de Brasília - Brasil
Actualmente en la Universidad Politécnica de Madrid
E.T.S.I. Telecomunicación- Ciudad Universitaria S/N
28040 - Madrid - España

Arturo Azcorra Saloña - <azcorra@it.uc3m.es>
José Ignacio Moreno - <jmoreno@it.uc3m.es>
Universidad Carlos III
Av. Universidad, 30
28911 - Leganés - Madrid - España

RESUMEN

El modelo de servicios diferenciados (DiffServ) trae una gran flexibilidad en la definición de una variedad de servicios a través de los PHBs (*Per Hop Behaviours*) y de los acondicionadores de tráfico. Se integra de manera especial con el modelo de servicios integrados (IntServ), ofreciendo conjuntamente facilidades como: señalización de QoS, control de admisión, gestión de canales, provisión de recursos (buffer y ancho de banda), configuración del clasificador y establecimiento de los contratos de tráfico. Con esta integración se puede tener un entorno de QoS escalable, flexible y dinámico en redes del núcleo Internet.

Este artículo describe y analiza el servicio DGF (*DTM Guaranteed Forwarding*) que garantiza una tasa mínima de reenvío de paquetes, basada en señalización

RSVP y acuerdos de tráfico (SLA), y pérdidas próximas a la tasa de error del medio físico, facilidades idóneas a las aplicaciones de vídeo bajo demanda.

En la provisión de este servicio, los modelos de QoS mencionados anteriormente se integran con la solución de transporte y conmutación llamada DTM (*Dynamic Synchronous Transfer Mode*), tecnología de conmutación rápida de circuitos. DTM es simple, de bajo coste efectivo, posee atractivas prestaciones de QoS, es naturalmente dinámico en la provisión de ancho de banda y es flexible en la integración con los modelos IETF de QoS.

Así en la arquitectura propuesta, IPoDQoS (*IP over DTM QoS*), se aprovecha el dinamismo de los protocolos de red y se ofrecen servicios a tráfico VBR, gestionados en la capa IP, no originalmente ofrecidos en la tecnología DTM, como el servicio DGF.

Keywords: *QoS, IntServ, DiffServ, vídeo bajo demanda, DTM*

1. INTRODUCCIÓN

El DTM [1,2,3] es una arquitectura basada en conmutación de circuito de alta velocidad con asignación dinámica de recursos. Esta tecnología define la señalización, acceso al medio, esquema de sincronización, conmutación, encaminamiento y asignación de direcciones. Puede utilizarse como una solución “extremo-a-extremo” o como red de transporte para protocolos como ATM o IP.

Como cualquier solución de Conmutación de Circuitos, la técnica DTM separa los tráfico de cada circuito, es decir, las actividades de unos circuitos no afectan a las del otro. Esto conlleva la posibilidad de obtener transmisiones con calidad garantizada, con un retardo de transmisión constante, baja variabilidad de retardo y ancho de banda garantizado, directamente proporcional al número de ranuras del canal [4]. Además, el acceso al medio es determinista.

Diferentemente de las soluciones tradicionales basadas en la conmutación de circuito, el tiempo de establecimiento y derribo de los circuitos es bajo (pocos microsegundos) [2].

Son varios los escenarios posibles en la combinación del protocolo IP con las soluciones de las capas de enlace y física: IP/ATM/SDH; IP/MPLS/ATM/SDH; IP/SDH y otras. En este estudio tenemos el protocolo IP directamente sobre DTM. Como el DTM realiza automáticamente el reenvío de los paquetes basándose en conmutación de ranuras de tiempo, la tecnología MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) [5] no trae beneficios en esta combinación. La facilidad de ingeniería de tráfico provista por el MPLS puede ser realizada por extensiones como RSVP TE (*Traffic Engineering*) [6].

Las soluciones de cada modelo de QoS son parciales ya que actúan dentro de sus niveles específicos. Ninguna de ellas provee una completa estructura de QoS, que alcance las necesidades de la Internet de hoy y que sea al mismo tiempo flexible para

abarcar las necesidades futuras. Pero estas propuestas pueden ser combinadas de manera que puedan coexistir en una misma arquitectura (desde la capa IP hasta la capa física). De hecho el resultado puede ser una variedad de arquitectura de QoS: IntServ/RSVP/ATM; IntServ/RSVP/MPLS; IntServ/RSVP/DTM; DiffServ/ATM; DiffServ/MPLS; DiffServ/DTM y otras.

La arquitectura IPoDQoS es otra solución posible. No se trata de invalidar soluciones anteriores, sólo de probar que con esta estructura se consigue ofrecer servicios con QoS razonables y obtener una eficiente utilización de los recursos y una óptima sinergia entre sus componentes.

2. MOTIVACIONES

La gran motivación del desarrollo de una arquitectura basada en la tecnología DTM surgió a partir de la percepción de que la solución de conmutación más comúnmente utilizada, el ATM, se adapta deficientemente a las facilidades ofrecidas por el protocolo RSVP y la arquitectura IntServ y DiffServ. Principalmente en lo que se refiere a la señalización y al

mapeo de las garantías de la capa de red a la gestión de tráfico ATM. DTM, por sus garantías deterministas, no necesita la gestión de tráfico, tan sólo una interfaz para el intercambio de mensajes de control de recursos (buffer y ancho de banda). Gracias a ello, modelos como IntServ/RSVP y DiffServ pueden disfrutar de gran flexibilidad y libertad de control de la QoS.

Otra motivación ha sido el ofrecimiento de servicios, con mínimas garantías, a tráficos VBR gestionados en la capa IP que, a su vez, son mapeados a

los canales DTM. Así se ofrece otro servicio además del tradicional DTM CBR. En [7] se proponen métodos de multiplexación para tráficos VBR en tecnologías de conmutación por circuito como el DTM. Una de las contribuciones de esta propuesta es la oferta del mismo servicio aprovechando el dinamismo de la capa IP, la señalización RSVP y los modelos IntServ y DiffServ que, junto con el eficiente dinamismo del alojamiento de ranuras en el DTM, permite una mejor utilización del ancho de banda, de manera justa.

3. DESCRIPCIÓN SUPERFICIAL DE LA ARQUITECTURA IPoDQoS

La arquitectura IPoDQoS en el núcleo de la red, cuyo ámbito se define como "Nube DTM", se emplea la conmutación DTM utilizando los "atajos" para la transmisión de los flujos con QoS, y los "canales base" como transmisores de los flujos "Mejor Esfuerzo" como los mensajes del protocolo RSVP (ver fig. 1). Los "atajos" son conexiones punto-a-punto establecidas bajo demanda, gestionadas por las peticiones de reserva RSVP. En estas conexiones los tráficos IP son opacos. Los "canales base" están permanentemente establecidos

nodo-a-nodo y hay una interacción con el protocolo de encaminamiento IP para el reenvío del tráfico.

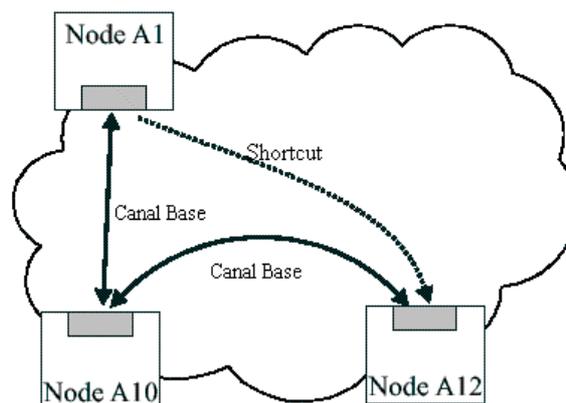


Figura 1 - Atajo y canal base IPoD [8]

En la arquitectura IPoDQoS los modelos IETF de QoS interactúan con la tecnología DTM en los bordes de la "Nube DTM" (ver fig. 2).

El protocolo RSVP, cuya extensión se denomina RSVP*, tiene como principal función la gestión de los canales DTM, provocando la transmisión de mensajes de control DTM hacia el nodo "egreso" correspondiente para la asignación de "ranuras" (ancho de banda). Su señalización es utilizada por el control de admisión (ancho de banda y buffer) según los recursos disponibles y el servicio contratado, proporcionando la "equidad" en la utilización del ancho de banda, ya que la tecnología DTM especifica que la gestión del uso de los canales debe ser realizada por protocolos de las capas superiores. El protocolo RSVP también provoca la configuración del "Clasificador" dentro del IPoD. Además, establece dinámicamente los contratos de tráfico (SLA).

El dinamismo de las reservas de recursos RSVP se ajusta de manera especial con la ventaja de la tecnología DTM en la provisión dinámica y rápida (pocos microsegundos) [9] de ranuras.

En la arquitectura IPoDQoS, el modelo DiffServ tiene la siguiente funcionalidad:

1. Mapeo del servicio IntServ señalizado a los DSCP bits correspondientes a los servicios dentro de la "Nube DTM";
2. Remarcado de los DSCP bits, en caso de que sea necesario, conforme el SLA previamente negociado;
3. Forma parte del filtro de agregación de flujos (todos los flujos con los mismos DSCP bits, nodo "ingreso" y nodo "egreso" comparten un mismo "atajo" DTM);
4. En los algoritmos gestores de buffer (RIO y RED), los DSCP bits sirven como prioridad de descarte de paquetes. Se comporta así como un diferenciador en el tratamiento de los paquetes.

El servicio DiffServ debe interoperar efectivamente con el modelo IntServ para seguir

garantizando los requerimientos de QoS extremo-a-extremo.

En el modelo DIRM (*DTM Ingress Router Model*), el “Agente RSVP*” interactúa con el modelo DiffServ en las funciones de mapeo del servicio IntServ al servicio DiffServ, en los bordes de la “Nube DTM”, y en el acuerdo del contrato de tráfico relativo a la función de Policía (tasa de pico, tamaño máximo de ráfagas).

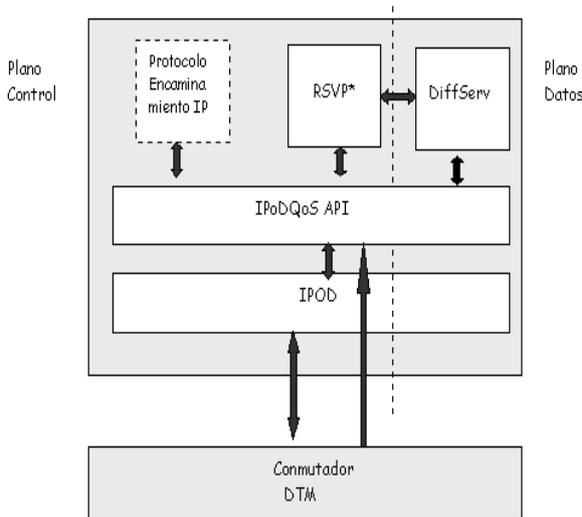


Figura 2 – Visión básica del modelo DIRM

4. ESPECIFICACIÓN SERVICIO DGF

La descripción de los flujos por la tasa de pico resulta en un sobre-alujo de ancho de banda. Otra alternativa es utilizar la descripción de la “cubeta con ficha” $tk(r,b)$.

El servicio DGF (*DTM Guaranteed Forwarding*) aquí especificado, provee un servicio simplex, con garantías de ancho de banda basadas en la tasa de “ficha” (“r”) y en el tamaño de la ráfaga (“b”), con un retardo máximo de encolado en los bordes de la red y sin pérdidas por congestión.

Los usuarios solicitan este servicio definiendo la tasa media de tráfico (“r”) y tamaño de ráfaga (“b”) a través de la señalización RSVP del servicio IntServ CL (*Controlled Load*) [10]. Además, se debe indicar en los mensajes *Path*, en el objeto “*rsvpLossTolerance*”, la intolerancia a pérdidas.

Los flujos se agregarán partiendo de los DSCP bits AF1* = “001*” y {*nodo ingreso, nodo egreso*}, multiplexados en una única conexión controlada por un simple “Planificador” FIFO. Se sabe que el FIFO no es adecuado para tráficos con “mal comportamiento”, pero aquí se controlará el tráfico esperado a través de un mecanismo de gestión de buffer. Los DSCP bits son los mismos del DiffServ AF PHB [11] pero este servicio no tiene prioridades de descarte

ya que no se producen pérdidas de paquetes que cumplan el contrato de tráfico.

Este servicio tiene un control de admisión estricto, basado en la descripción de reserva RSVP Resv del servicio IntServ CL. Este control de admisión es distribuido. Los canales DTM son independientes a cada combinación {*nodo ingreso, nodo egreso, DSCP bits “001*”*} y poseen capacidades dinámicas basadas en señalización RSVP.

Las garantías de este servicio en los bordes de la “Nube DTM” (ver fig. 3, componente DIR (*DTM Ingress Router*)) son:

1. Mínima tasa de datos, basada en la tasa de “ficha” r si (“n” flujos agregados) (ver Anexo I):

$$Bw \geq \frac{k * \sum_{i=1}^n r_i}{k - 1} \quad (1)$$

$$k = \frac{B}{\sum_{i=1}^n b_i} \quad (2)$$

El “B” representa la capacidad del buffer y el “Bw” es la provisión de ancho de banda en el “atajo” DTM.

2. Ninguna pérdida en el buffer del “atajo” (“n” flujos agregados) si:

$$\frac{O(x)}{Bw} \quad (3)$$

Si alguna de las desigualdades mencionadas anteriormente no es confirmada, la petición de reserva RSVP es rechazada y se genera un mensaje *ResvErr*.

3. Retardo de encolado (por paquete):

$$\sum_{i=1}^n b_i < B \quad (4)$$

El valor de $O(x)$ es la fracción instantánea de compartición de buffer por el paquete “x”. Se dice “instantánea” porque la capacidad de ancho de banda “Bw” es dinámica.

4. Máximo retardo de encolado:

$$\frac{B}{Bw_{\min}} \quad (5)$$

El “ Bw_{\min} ” representa la capacidad mínima de ancho de banda permitida (512 Kbps).

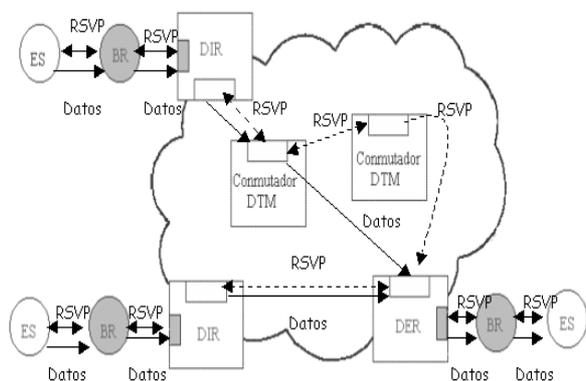


Figura 3 - Visión de los componentes de la arquitectura IPoDQoS

Las garantías de este servicio sólo se mantienen si el tráfico de entrada cumple la “cubeta de ficha” (r,b). El ajuste a la tasa media “r” es realizado por el propio servicio IntServ CL en las conexiones de las redes de acceso. Según este servicio IntServ los paquetes son considerados no conformes si la cantidad de datos enviada excede $r*t+b$ bits, durante “t” unidades de tiempo.

En los bordes de la “Nube DTM” tenemos un mecanismo de “Policía” por flujo basado en la tasa de pico contratada (ver fig. 4). El servicio es no-conservado, o sea, el tráfico en exceso se descarta automáticamente. Con este “Policía” las ráfagas llegan a la cola FIFO de manera “menos agresiva”, evitando con eso el aumento de retardo de los otros flujos que comparten la cola del “planificador”.

Dentro de la “Nube DTM” (ver fig. 3) tenemos la conmutación DTM con prestaciones deterministas. El retardo medio de conmutación es de 125 μ s [9]. Las pérdidas son similares a la tasa de error del medio físico y se tiene bajas variaciones de retardo.

La descripción detallada de la funcionalidad de los componentes de la arquitectura IPoDQoS en la provisión del servicio DGF se encuentra en [12].

4.1- Plano de Control y plano de datos

Los mecanismos necesarios en los bordes de la arquitectura IPoDQoS para la provisión del servicio DGF están divididos en plano de control (fase de

señalización RSVP) y plano de datos (fase de transmisión de los flujos).

Los mecanismos del plano de control incluyen los aspectos de “control de admisión” y señalización, necesarios para la configuración y mantenimiento de los “atajos” DGF y también para las garantías del servicio DGF.

El plano de datos es responsable por proveer el soporte del transporte de los tráficos según el contrato del servicio DGF. Estos mecanismos incluyen todas las decisiones adoptadas en el borde de la arquitectura. Los parámetros que controlan estos mecanismos se configuran en el plano de control.

En la figura 4 tenemos un diagrama del camino recorrido por el flujo en el componente DIR (ver fig. 3) en el plano de datos.

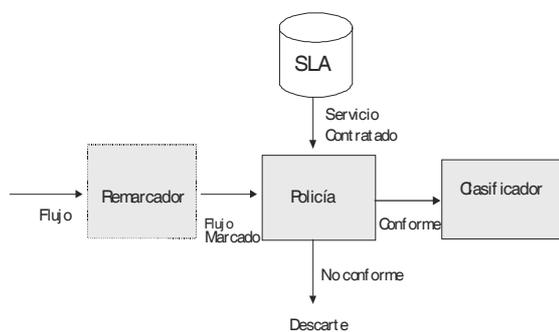


Figura 4 - Diagrama de los flujos de datos en el modelo DGF

5. ÁMBITO DEL ESTUDIO

En este estudio la evaluación de las prestaciones del servicio DGF no se extiende a varios dominios administrativos, consideramos el entorno estudiado, Nube DTM (ver fig. 3), como un único dominio. Fuera de este dominio tenemos las redes de acceso, que ofrecen el servicio IntServ CL.

6. MODELO DE SIMULACIÓN

El paquete de simulación utilizado es el LBNL’s NS2.1b5 (*Network Simulator*) [13], desarrollado en el proyecto VINT, mediante colaboración entre UC Berkeley, LBL, USC/ISI y Xerox PARC.

6.1 Topología

Aunque la topología simulada es muy sencilla, se han intentado estipular valores realistas, como capacidad del medio físico y número de conexiones, en un entorno de un *backbone* Internet con tecnología DTM. En la “nube DTM”, se analiza independientemente cada conexión entre los nodos “ingreso” (ver DIR, fig. 3) y “egreso” (ver DER, fig. 3), ya que los servicios de la arquitectura IPoDQoS son para flujos agregados y poseen cada cual su “atajo”.

La tecnología DTM, por sus características deterministas, está representada transparentemente entre

las conexiones de los nodos “ingreso” y “egreso” de la “Nube DTM”, a través de retardos de conmutación de 125µs en cada salto DTM. En los experimentos realizados, se han estimado 4 saltos, considerándose que es un valor razonable para un *backbone* Internet.

Las simulaciones utilizan la topología de la figura 5. ‘N’ sistemas finales (transmisores) están conectados a ‘M’ encaminadores del borde, a través de conexiones con capacidad de 10 Mbps y retardo de propagación de 1ms. Estos encaminadores están conectados a su vez al encaminador “ingreso”, donde comparten una conexión con capacidad dinámica y retardo de total de 50,635ms hasta el nodo “egreso”. Este retardo total representa, además del retardo de conmutación DTM en cada salto, el retardo de propagación para conexiones de 1000Km y el tiempo de clasificación de cada paquete en el nodo “ingreso”. Las conexiones entre los encaminadores del borde y los nodos “ingreso” son simétricas, con capacidad de 1Gbps

y retardo de propagación de 5ms. Los saltos DTM están separados similarmente por 1000 Km de distancia.

En lo que se refiere a las conexiones de los sistemas finales (receptores) tenemos un espejo de la configuración “ascendente” ya descrita.

En las conexiones fuera de la “Nube DTM” se reservan 1Kbps de ancho de banda para la transmisión de mensajes RSVP.

Entre los nodos “ingreso” y “egreso” las conexiones que representan los canales base DTM (Mejor Esfuerzo) poseen también retardo de propagación de 50,635ms. La capacidad es de 512Kbps (capacidad mínima de una conexión DTM). Este valor de retardo de propagación puede no ser real para los canales base DTM, ya que los datos se transmiten por conmutación de paquetes y no por conmutación de circuitos, pero esto no supone un problema porque no se desea analizar la señalización RSVP.

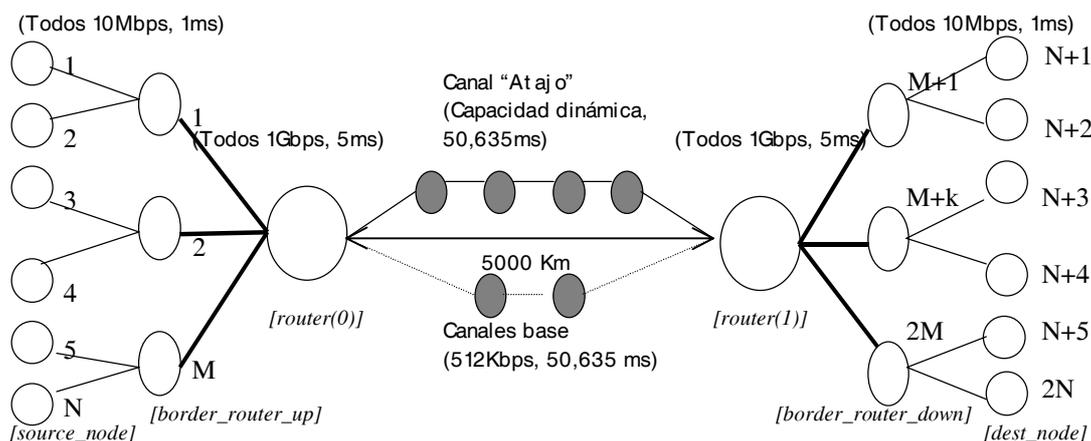


Figura 5 - Topología simulada de la arquitectura IPoDQoS

6.2 Tráficos generados

Para las aplicaciones de vídeo bajo demanda utilizamos los valores típicos de flujos MPEG de la película *Star Wars*, que corresponden aproximadamente a 3 Mbps, con tamaño máximo de ráfagas de 100KB y tasas de pico de 6 Mbps [14]. Limitamos el tamaño de los paquetes al MTU Ethernet (1.500 bytes) y cuando se han querido estudiar tráfico con distintos tamaños de paquetes se utilizaron 512 bytes y 256 bytes.

En las simulaciones realizadas, el modelo de la generación de los tráfico en los sistemas transmisores es el proceso ON-OFF, con distribución Pareto en los tiempos 'ON' y 'OFF' (ver tabla 1).

En el estudio del servicio DGF, el protocolo de transporte utilizado ha sido el UDP, ya que ofrece un servicio a aplicaciones sensibles a pérdidas (no adaptables).

Tipo Tráfico	Tasa pico (Kbps)	Duración 'ON' (ms)	Duración 'OFF' (ms)	Conformado
Vídeo bajo demanda	6.000	40	47	1,9

Tabla 1 – Parámetros de las distribuciones Pareto en el modelo de tráfico de la simulación

7. ANÁLISIS TRÁFICOS HOMOGÉNEOS

En este apartado se analizan las prestaciones de los tráfico según el servicio DGF dentro del entorno de la “Nube DTM” y extremo-a-extremo cuando los tráfico fuera de este entorno son tratados por el servicio IntServ CL. Se quiere comprobar que el servicio DGF se

adapta correctamente al servicio IntServ CL y posibilita, en algunos casos, garantías estadísticas razonables de QoS (retardo, variación de retardo) a aplicaciones de tiempo real que no sean adaptables principalmente a las pérdidas (ej.: vídeo bajo demanda) y que utilicen el protocolo de transporte UDP.

También se quiere analizar el comportamiento de las garantías y la utilización del ancho de banda cuando los tráficos son agregados por un simple planificador FIFO y la provisión de ancho de banda es determinada a partir de la tasa media de los tráficos y no de la tasa de pico.

7.1 Análisis del factor medio de utilización del ancho de banda

El factor medio de utilización del ancho de banda puede ser considerado alto, ya que en ninguno de los casos analizados ha bajado de 0,8 (ver tabla 2).

Experi mento	Tamaño buffer	Factor medio de utilización
151	10 Mbytes	0,91
153	10 Mbytes	0,93
154	10 Mbytes	0,84
143	100 Mbytes	0,98
144	100 Mbytes	0,97

Tabla 2 – Factor medio de utilización del ancho de banda

Cuando se aumenta el tamaño del buffer de 10MB a 100MB, se observa un aumento en este factor, como cabría esperar, ya que con mayor buffer se requiere menor capacidad del ancho de banda para mantener las garantías de este servicio.

7.2 Análisis del retardo de encolado

Retardo máximo de encolado

Definimos ‘QDmax’ como el retardo máximo de encolado (segundos), ‘B’ como el buffer de la cola FIFO (bits) y ‘Cout’ como la capacidad agregada de la conexión de salida (bps).

En un planificador FIFO, el máximo retardo de encolado está definido como:

$$QDmax = \frac{B}{C_{out}}$$

(6)

Con una capacidad de buffer limitada, se observa claramente que, cuantos más reservas agregadas, mayor

será el valor ‘Cout’ (capacidad del “atajo” DTM dinámicamente provisto según el servicio DGF) y, por consiguiente, menor será el máximo retardo de encolado esperado.

Retardo medio de encolado

Para el estudio del retardo medio agregado en el planificador FIFO se ha definido un nuevo término denominado “fluidez”.

Definición: El término “fluidez” define el tiempo de drenaje que necesita una determinada cola FIFO con conexión de salida con capacidad ‘Cout_n’, cuando hay una sincronización de llegada de ‘n’ flujos distribuidos igualmente entre las ‘d’ conexiones de entrada con capacidad idénticas ‘Cin’ (ver Anexo II). Este término está definido en la fórmula 7.

$$F = b * \left(\frac{1}{r * \sigma_n} - \frac{n}{d * Cin} \right) \quad (7)$$

Como podemos observar, la “fluidez” depende no sólo de la capacidad de salida, Cout_n, como cabría pensar. Eso quiere decir que una mayor capacidad de salida no significa una mayor “fluidez”. La “fluidez” también depende de la capacidad total de las conexiones de entrada ‘Cin’ y de las características de los flujos que lleguen simultáneamente. Aspectos que serán tratados más adelante.

Estudio de Caso 1

Supongamos que un determinado nodo “ingreso” de la “Nube DTM” tiene un buffer con capacidad de 100 Mbytes correspondiente a un “atajo” del servicio DGF (planificador basado en “FIFO Drop Tail”). Los flujos con distribución Pareto son homogéneos con tasas medias de 3 Mbps y tamaño de ráfagas de 100 Kbytes, lo que representa la transmisión de aplicaciones de video bajo demanda según la tabla 1. La tasa de pico generada es el doble de la tasa media, o sea, 6 Mbps.

Como podemos observar en la figura 6, la curva de la “fluidez” (estudio de caso 1) no es lineal y muestra picos de ascenso y descenso (ver Anexo III). Esto muestra que para un número de reservas muy próximo, el retardo medio esperado puede ser mayor aunque se haya aumentado el número de reservas. Pero conforme aumenta el número de reservas agregadas la curva de la “fluidez” se torna más lineal.

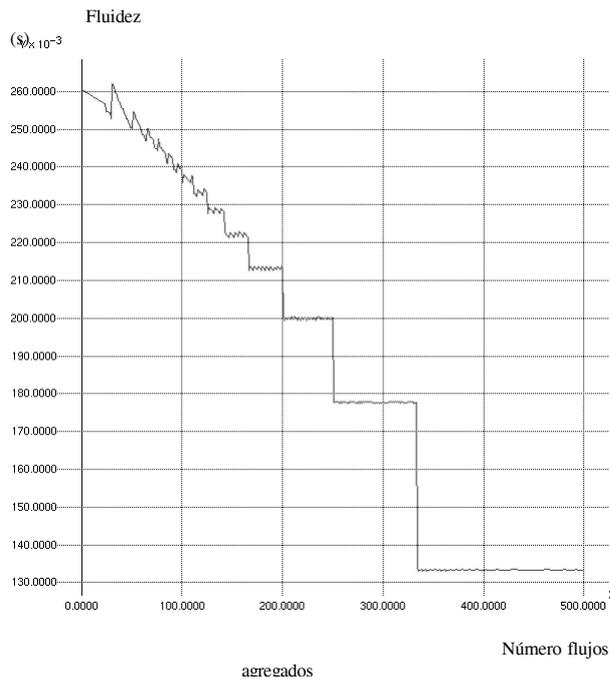


Figura 6 – Medida de la “fluidez” (estudio caso 1)

Intuitivamente, la “fluidez” está estrictamente relacionada con el retardo medio de encolado, ya que cuanto mayor es la “fluidez” menor es el tiempo de espera en la cola (en el peor caso).

Apenas como observación, la “fluidez” es utilizada en estos estudios como una medida de tendencia y no como una medida determinista y única.

Podemos concluir que cuanto mayor el número de reservas, mayor la “fluidez”, lo que lleva a mayor probabilidad de que el retardo medio de encolado sea menor.

Otro factor que interfiere en el “retardo de encolado” es la rapidez con que se mejora la “fluidez” que, como hemos visto anteriormente, depende del aumento del número de reservas.

Con el crecimiento de la tasa de llegada de las reservas, la “fluidez” aumentará más rápidamente, reduciendo el retardo máximo de encolado. Esta característica es fundamental en los casos en los que se disponga de pocas reservas ya que, como hemos visto, la “fluidez” es más baja.

7.3 Análisis de las pérdidas y garantía de la tasa media de datos

El servicio DGF garantiza que si los flujos están conforme a la relación (r,b), no habrá pérdidas y se dispondrá de la garantía mínima de la tasa media de datos. Esta afirmación se ha cumplido en todos los experimentos realizados, lo que confirma que el algoritmo de control de admisión es válido (fórmulas 1 y 2).

En la figura 7 tenemos la representación gráfica de las tasas medias de entrada en la cola DGF y las tasas medias de servicio alcanzadas (algunos flujos del

experimento 212). Como podemos verificar la tasa media de servicio por flujo ha sido la tasa media transmitida.

7.4. Análisis de la variación de retardo de encolado

La variación de retardo en el estudio de caso 1 puede aumentar aunque también lo haga el número de reservas porque como se puede observar en la figura 6, hay picos en la “fluidez”, que provocan la variación del peor caso esperado de tiempo de drenaje de la cola.

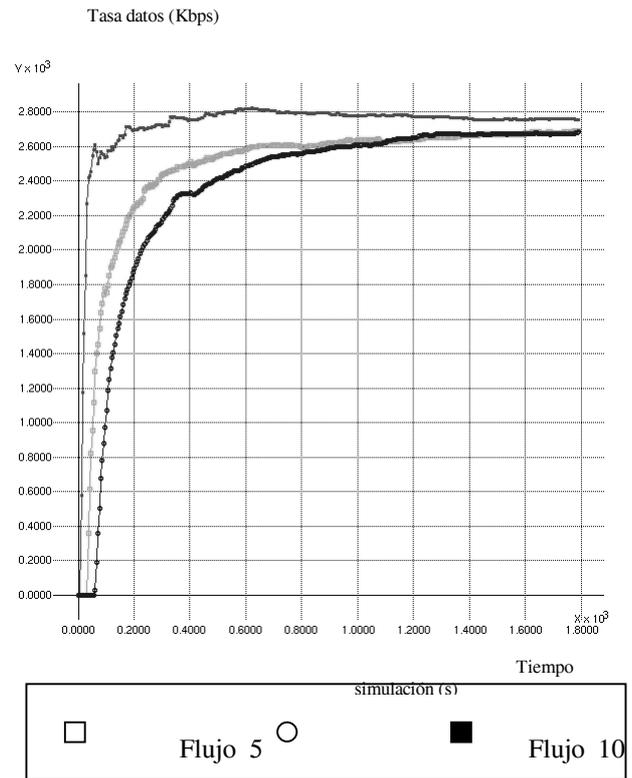


Figura 7 – Tasa media de transmisión y tasa de servicio por flujo – servicio DGF (experimento 212)

Pero las intensidades de los picos de la “fluidez” van disminuyendo a medida que se agregan más flujos, como también se puede observar en la figura 6. La intensidad de los picos de la curva de la “fluidez” se relaciona intuitivamente con la variación de retardo. Cuanto más intensos son los picos, mayor es su variabilidad.

Nuestra conclusión es que, bajo aspectos de la “fluidez”, la agregación de reservas homogéneas también mejora la variación de retardo.

Como ya es conocido [15] el planificador FIFO propicia una variación de retardo baja, ya que los flujos permanecen en la cola por muy poco tiempo. En los experimentos efectuados, no hemos alcanzado la peor tasa de suscripción de un paquete de 1500 bytes (23,437 ms), que ocurre cuando la capacidad de la conexión de salida es mínima (512 Kbps).

7.5 Análisis de la “fluidez” en relación con la capacidad de las conexiones de entrada

Según podemos observar en la fórmula de la “fluidez” (7), ésta disminuye a medida que aumenta la capacidad total de las conexiones de entrada. Como en los experimentos realizados las capacidades de las conexiones de entrada ‘Cin’ son iguales, hemos aumentado el número de conexiones ‘d’ para estudiar esta relación.

El valor de ‘d*Cin’ es siempre mucho mayor que el valor ‘Cout_n’, ya que hemos considerado la capacidad de las conexiones de las redes de acceso de 1Gbps y la provisión de ancho de banda de los “atajos” es dinámica y está basada en la tasa media de tráfico. Esto significa que la “fluidez” no cambia demasiado cuando se aumenta la capacidad total de entrada (ver fórmula AII.5), siendo así independiente de este factor.

7.6 Análisis del servicio DGF para tráfico VBR conjuntamente con el servicio IntServ CL

La implementación del servicio CL en las simulaciones utilizó el mecanismo de escalonamiento WFQ (*Weighted Fair Queue*) [16], para alcanzar los objetivos de este servicio.

El retardo sufrido en las conexiones con el servicio CL, fuera de la “Nube DTM”, han sido bajos, compensando así los mayores retardos sufridos por los paquetes en la cola FIFO en el borde del dominio.

Podemos también observar que el planificador WFQ aumentó mucho la tasa de variación de retardo, en todos los casos observados, como ya era esperado [15]. También ha sido compensado por las bajas variaciones de retardo sufridas por los paquetes en el borde de la “Nube DTM” (cola FIFO).

8. ANÁLISIS TRÁFICOS HETEROGÉNEOS

Las prestaciones por flujo cuando los tráfico son agregados en una determinada clase de servicio es un tema que necesita todavía mucha investigación. En este apartado se aborda este problema con el análisis de los tráfico en el servicio DGF, aquí llamados de heterogéneos, en tres distintos escenarios: distintas tasas de datos, distintos tamaños de paquetes y distintos tamaños de ráfagas.

8.1 Mezcla de tasas de datos

En este experimento se han transmitido tráfico con características del estudio de caso 1, y se ha definido el estudio de caso 2, con tráfico con tasas medias de datos de 500 Kbps y tamaño de ráfagas de 10 KB, lo que representa la transmisión de aplicaciones de videoconferencia [14]. Los paquetes tienen el tamaño fijo de 1500 bytes.

Se quiere estudiar la “equidad” en cuanto a la tasa de servicio de cada flujo en el servicio DGF. En todos los experimentos realizados, ambos flujos, con tasas medias más bajas (500 kbps) y altas (3.000 kbps),

han conseguido tasas de servicio con valores situados entre la tasa media señalizada y la tasa generada (el menor de ellos).

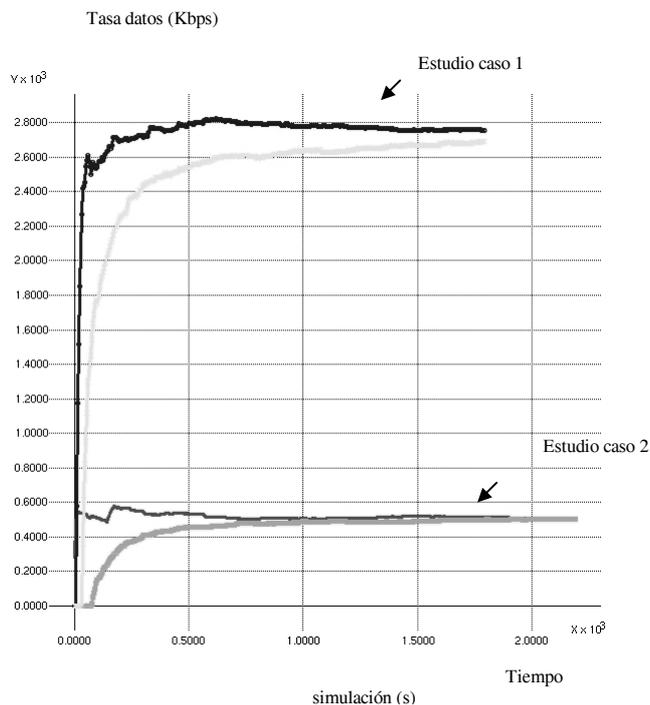


Figura 8 - Tasa media de transmisión y tasa de servicio por flujo – servicio DGF (experimento 213)

El experimento 213 es un ejemplo de esto. En la figura 8 están representadas las tasas medias de entrada en el nodo “ingreso” y las tasas medias de datos en el servicio DGF de algunos de los flujos. Los transmisores (flujos 5, 10, 15, 20 y 25) generan tráfico con una tasa media de 3.000 kbps (estudio de caso 1) y el resto genera tráfico con una tasa media de 500 kbps. (estudio de caso 2).

8.2 Mezcla de tamaño de paquetes

En este estudio se consideran tráfico con características similares a las del estudio de caso 1, pero con tamaños de paquetes de 1500, 512 y 256 bytes distribuidos de forma aleatoria.

Cuanto mayor el tamaño del paquete mayor ha sido el retardo de encolado FIFO, ya que el tiempo de transmisión del paquete aumenta (ver tabla 3).

Solamente hay que observar que los paquetes de menor tamaño pueden tener un aumento de su retardo y variación, cuando comparten una cola en la que hay muchos paquetes de tamaños mayores.

Hay que observar también que el planificador WFQ contribuye para que el retardo de los paquetes menores sea menor (en el WFQ los paquetes menores tienen un tratamiento especial ya que el tiempo de reenvío de cada paquete es proporcional a su tamaño).

<i>Experi- mento</i>	<i>Tamaños Paquetes (bytes)</i>	<i>Retardo Medio FIFO (ms)</i>	<i>Intervalo Confianza (95%)</i>
194	512	717,3260	+0,450
198	1500	2360,980	+1,640
199	512, 1500	729,027	+ 1,470
200	512, 1500	391,437	+ 0,548
201	512, 1500	591,577	+ 1,038
219	256, 512, 1500	356,310	+ 0,633
221	256, 512, 1500	775,257	+ 0,927

Tabla 3 – Retardo medio para mezcla de tamaños de paquetes

La variación de retardo se ha mantenido baja, como ya se esperaba del planificador FIFO (ver tabla 4). Hay que observar que el intermedio de paquetes de pequeño tamaño por paquetes de mayor tamaño provoca un aumento en la variación de retardo.

8.3 Mezcla de tamaños de ráfagas

En este estudio se han considerado tráficos con tasa media de 3 Mbps y tamaño de ráfagas de 100 Kbytes y 200 Kbytes, elegidos aleatoriamente. El buffer del planificador FIFO tiene capacidad de 100 Mbytes.

<i>Experi- mento</i>	<i>Tamaños Paquetes (bytes)</i>	<i>Variación Retardo Medio FIFO (ms)</i>	<i>Intervalo Confianza (95%)</i>
194	512	0,166	~ 0
198	1500	0,240	~ 0
199	512, 1500	0,093	~ 0
200	512, 1500	0,100	~ 0
201	512, 1500	0,098	~ 0
219	256, 512, 1500	0,065	~ 0
221	256, 512, 1500	0,058	~ 0

Tabla 4 – Variación retardo media para mezcla de tamaños de paquetes

Los resultados han sido los esperados. El retardo medio se ha mantenido con grandezas aproximadas a los experimentos realizados anteriormente con los flujos homogéneos (ver tabla 5). El motivo es que el algoritmo de provisión de ancho de banda utiliza el valor de tamaño máximo de ráfagas, señalizado en los mensajes RSVP *Resv*, en la asignación de “ranuras” en los “atajos” DGF (ver fórmulas 1 y 2), preservando la relación ráfaga/tasa de transmisión.

La variación de retardo se ha mantenido baja, como en los estudios de los flujos homogéneos (ver tabla 6).

La variación de retardo extremo-a-extremo es provocada mayoritariamente por el planificador WFQ,

que define mayores variaciones de retardo para tráficos con mayores tamaños de ráfagas [16].

A continuación resumimos los resultados del estudio del servicio DGF para tráficos UDP VBR agregados en una única cola FIFO, donde ‘n’ conexiones de entrada llegan a este punto de congestión.

<i>Experi- mento</i>	<i>Tamaño Máximo de Ráfagas (kB)</i>	<i>Retardo Medio FIFO (ms)</i>	<i>Intervalo Confianza (95%)</i>
205	100	1581,780	+ 3,077
204	200	1249,360	+ 2,646
183	100/200	902,607	+1,372
184	100/200	1091,930	+3,136
185	100/200	901,975	+1,568

Tabla 5 – Retardo medio según tamaño máximo de ráfagas señalizada

<i>Experi- mento</i>	<i>Tamaño Máximo de Ráfagas (kB)</i>	<i>Variación Retardo Medio FIFO (ms)</i>	<i>Intervalo Confianza (95%)</i>
205	100	0,1451	~ 0
204	200	0,1152	~ 0
182	100/200	0,1817	~ 0
183	100/200	0,1437	~ 0
184	100/200	0,2125	~ 0
185	100/200	0,1414	~ 0
186	100/200	0,1882	~ 0

Tabla 6 – Variación retardo media según tamaño máximo de ráfagas señalizada

Para la variación de retardo tenemos:

- La variación de retardo media es dependiente del tamaño de los paquetes. Cuanto mayor es el tamaño de los paquetes, menor es esta variación de retardo;
- La variación de retardo media es dependiente del tamaño de las ráfagas, cuanto mayor el tamaño de la ráfaga, menor es el variación de retardo de sus paquetes;
- La variación de retardo es dependiente de la razón TSSTM (Tasa Servicio /Suma Tasa Media). Cuanto mayor es esta razón, menor es la probabilidad de variación de retardo;
- La variación de retardo es independiente de la capacidad de las ‘n’ conexiones de entrada;
- La variación de retardo experimentada ha sido mucho menor que la peor tasa de subscripción de un único paquete;
- La variación de retardo es independiente de las llegadas sincronizadas de flujos con distintos tamaños de ráfagas;
- La variación de retardo es dependiente de las llegadas sincronizadas de paquetes con distintos

tamaños, principalmente para paquetes con pequeños tamaños (ej.: 256 bytes).

Para el retardo tenemos:

- El retardo es dependiente del tamaño de los paquetes. Cuanto mayor es el tamaño de los paquetes, mayor es el retardo;
- El retardo es independiente del tamaño de las ráfagas;
- El retardo máximo esperado es dependiente de la razón TSSTM. Cuanto mayor esta razón, menor este retardo máximo;
- El retardo máximo esperado es dependiente del tamaño de buffer FIFO. Cuanto mayor es el buffer, mayor es este retardo;
- El retardo es independiente de la capacidad de las 'n' conexiones de entrada;
- El retardo depende de la tasa de llegada de las reservas. Cuanto mayor es esta tasa, mayor la densidad de reservas y, consecuentemente, menor es el retardo máximo esperado;
- El retardo es dependiente de la llegada sincronizada de paquetes con distintos tamaños, principalmente para paquetes de tamaños pequeños (ej.: 256 bytes);
- El retardo es independiente de la tasa de llegada sincronizada de flujos con distintos tamaños de ráfagas.

El servicio DGF ha provisto un servicio sin pérdidas.

El servicio DGF ha sido “justo” en la tasa de servicio provista (independientemente de la tasa media generada). Para asegurar esta garantía se necesita un mecanismo adecuado que controle la tasa de llegada de cada flujo a la cola FIFO. En este estudio este control ha sido realizado por el propio servicio IntServ CL en las conexiones de entrada.

Podemos verificar en las tablas anteriores que el retardo medio en la cola FIFO ha tenido valores altos (millares de microsegundos) en algunos casos. Muchas veces estos valores pueden resultar indeseables a aplicaciones como vídeo bajo demanda. Pero tenemos que acordar que los estudios han sido realizados con casos extremos de tamaños de paquetes (1500 bytes), lo que aumenta en mucho el retardo medio de encolado.

También es importante observar que por limitaciones del paquete de simulación el número máximo de flujos agregados ha sido 100. En la figura 9 podemos verificar que cuanto más agregamos los flujos, menor es el retardo máximo de encolado FIFO esperado en la agregación de tráfico homogéneo según estudio de caso 1. Así que en un entorno real de un *backbone* Internet, donde se espera un número alto de flujos, se puede ofrecer el servicio DGF con retardos máximos de encolado menores que 100ms en los bordes de la “Nube DTM”. Dentro de este entorno el DTM contribuye con retardos de conmutación muy bajos (media de 125 μ s en cada salto). De esta manera el servicio DGF puede además de ofrecer un servicio sin pérdidas por congestión, garantizando al mínimo la tasa media de

datos señalizada, también puede ofrecer un servicio con retardos medios de encolado razonables (< 100 ms) en el nodo “ingreso” de la “Nube DTM”. Con eso el retardo total medio esperado entre los nodos “ingreso” y “egreso” del dominio en estudio, pueden llegar a valores razonables, ofreciéndose una facilidad adicional, interesante para aplicaciones en tiempo real (ej.: vídeo bajo demanda).

Una de las exigencias fundamentales del servicio DiffServ AF es que el ancho de banda sea utilizado de manera “justa” entre los diversos flujos.

Estudios como [17, 18] demuestran que los servicios AF son capaces de proteger los flujos TCP contra los “agresivos” tráfico UDP. Asimismo, estudios como [18] afirman que 2 niveles de prioridad son suficientes para proteger los tráfico TCP de los UDP.

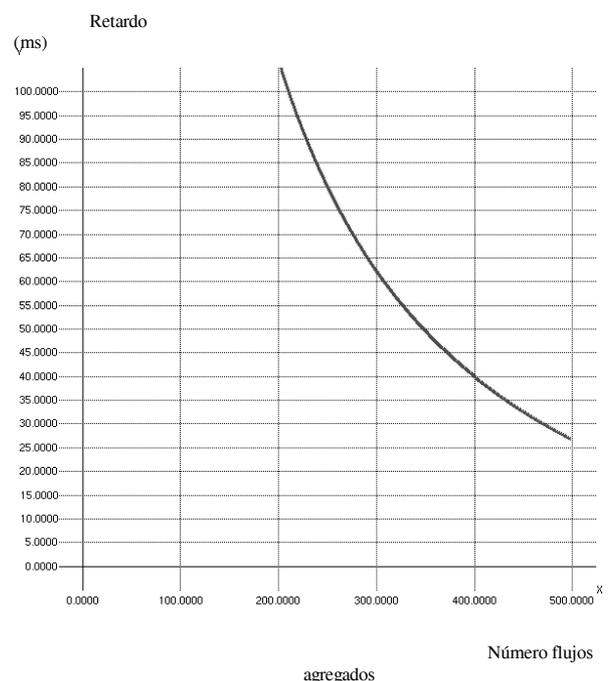


Figura 9 – Retardo máximo de encolado FIFO esperado

En los servicios que utilicen 2 niveles de prioridad (los tráfico TCP marcados como de alta prioridad y los tráfico UDP como de baja prioridad), claramente se ve que los tráfico UDP se quedan marginados con relación a los tráfico TCP en situaciones de congestión.

Debido a esta protección a los tráfico TCP, los tráfico UDP que necesiten mínimas garantías de QoS y sean más sensibles a las pérdidas (ej.: vídeo bajo demanda) deben señalar su baja tolerancia a pérdidas en los mensajes RSVP Path (objeto `rsvpLossTolerance`), para disfrutar de mínimas garantías de QoS en el servicio DGF dentro de la “Nube DTM”.

9. CONCLUSIÓN

El servicio DGF puede ser un alternativa al proveedor de servicios Internet, donde se pueden ofrecer

mínimas garantías de QoS a través de un simple planificador FIFO. Además se integra de manera satisfactoria con el servicio IntServ CL en la función de policía de la tasa media, necesaria para garantizarse un servicio sin pérdidas con un tasa mínima de servicio. Asimismo el factor de utilización del ancho de banda es óptimo para tráficos VBR (> 0.8), lo que resulta muy interesante económicamente.

La conmutación DTM se integra con el control de tráfico en los bordes de la “Nube DTM”, ofreciendo prestaciones deterministas y interesantes: bajos retardos de conmutación, bajas variaciones de retardo y pérdidas próximas a la tasa de error del medio físico.

El servicio IntServ CL ofrece también bajas tasas de pérdidas, garantiza una tasa mínima de datos y ofrece retardos extremo-a-extremo dependientes de las características del tráfico y del número de saltos que ofrecen este servicio.

Con este escenario extremo-a-extremo conseguimos bajas tasas de pérdidas y mínimas garantías de tasas de datos, aspectos interesantes para aplicaciones como vídeo bajo demanda y aplicaciones de misión crítica. Asimismo, en entornos donde la expectativa del número de flujos que soliciten este tipo de servicio sea alta, el “cuello de botella”, que es la cola FIFO en los nodos “ingreso” de la “Nube DTM”, puede ofrecer retardos máximos de encolado razonables (< 100ms). El planificador FIFO ofrece naturalmente bajas variaciones de retardo, así que no presenta problemas cuanto a esta métrica.

ANEXO I

Conforme [19] para ofrecer una tasa mínima media de datos y un servicio sin pérdidas para un conjunto de “N” flujos, que satisfacen individualmente la cubeta de fichas (r,b) y comparten un único planificador FIFO, asociado a un gestor de buffer, se debe satisfacer la siguiente desigualdad:

$$Bw \geq \sum_{i=1}^N r_i \quad (AI.1)$$

“Bw” representa la capacidad de transmisión del canal de salida.

Además se debe asegurar que cada flujo “i” (r_i,b_i) tenga una compartición de buffer igual a:

$$Bi \geq \frac{B * r_i}{Bw} + b_i \quad (AI.2)$$

B” representa la capacidad total del buffer.

De otra manera:

$$B \geq \frac{B}{Bw} \sum_{i=1}^N r_i + \sum_{i=1}^N b_i \quad (AI.3)$$

Definiendo la utilización de ancho de banda como:

$$u = \frac{\sum_{i=1}^N r_i}{Bw} \quad (AI.4)$$

Obtenemos:

$$B \geq \frac{1}{1-u} \sum_{i=1}^N b_i$$

De otra manera:

$$Bw \geq \frac{k * \sum_{i=1}^N r_i}{k-1} \quad (AI.6)$$

Donde:

$$k = \frac{B}{\sum_{i=1}^N b_i} \quad (AI.7)$$

Con la siguiente restricción:

$$\sum_{i=1}^N b_i < B \quad (AI.8)$$

ANEXO II

Suposición: Se supone que los flujos de entrada son homogéneos y satisfacen la condición de que en un período de tiempo ‘t1’, el máximo número de bits transmitidos es r*t1+b, donde ‘r’ es la tasa media por flujo y ‘b’ es el tamaño máximo de las ráfagas por flujo.

Definamos un tiempo ‘t’, que sea suficientemente pequeño para que no puedan llegar dos ráfagas en secuencia en cualquier conexión de entrada.

Por lo tanto, en este tiempo 't', el número de bits que pueden llegar a la cola FIFO a una tasa de transmisión 'Cin' es:

$$n * b \quad (\text{AII.1})$$

Consecuentemente :

$$t = \frac{n * b}{d * Cin} \quad (\text{AII.2})$$

Durante este mismo tiempo 't', salen a la conexión Cout_n (bits):

$$\frac{Cout_n * n * b}{d * Cin} \quad (\text{AII.3})$$

Por lo tanto, el tamaño máximo de la cola FIFO durante este tiempo 't' es (bits):

$$Q = n * b - \left(\frac{n * b * Cout_n}{d * Cin} \right) \quad (\text{AII.4})$$

Para drenarla, llevaría :

$$F = \frac{n * b}{Cout_n} * \left(1 - \frac{Cout_n}{d * Cin} \right)$$

Este tiempo 'F' es lo que denominamos en este estudio de "fluidez".

El parámetro Cout_n, varía conforme el número de reservas 'n' y su valor es relativo a la tasa media reservada, "σ_n*r". Así, podemos definirlo como :

$$Cout_n = n * r * \sigma_n \quad (\text{AII.6})$$

Y redefinimos "F", como:

$$F = b * \left(\frac{1}{r * \sigma_n} - \frac{n}{d * Cin} \right) \quad (\text{AII.7})$$

ANEXO III

$$\frac{n}{Cout_n}$$

Supongamos que tenemos 'n' flujos con especificaciones 'r' y 'b' idénticas y constantes y una topología estable con el número de conexiones de entrada fija 'd'. Si aumentamos la capacidad 'Cout_n', la fluidez mejorará en la relación:

La tecnología DTM tiene la peculiaridad de que la capacidad de los canales tiene que ser un múltiplo de 512 Kbps. Así redefinimos la fórmula AIII.1 como:

$$\frac{n}{512 * \theta_n} \quad (\text{AIII.2})$$

El factor θ_n es un número entero, que ajusta el valor de Cout_n a un múltiplo de 512 Kbps.

Así, tenemos que la fluidez depende de la relación:

$$\frac{n}{\theta_n} \quad (\text{AIII.3})$$

La fórmula AIII.3 explica porque tenemos picos en las gráficas que representan la "fluidez". El factor θ_n es variable en el ajuste de la provisión de ancho de banda en el servicio DGF.

BIBLIOGRAFÍA

- 1] C. Bohm, M. Hidell, P. Lindgren et al, "Fast Circuit Switching for the Next Generation of High Performance Networks". IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 14, N. 2. February, 1996
 - 2] P. Lindgren, "A Multi-Channel Network Architecture Based on Fast Circuit Switching". Ph.D. Thesis. Royal Institute of Technology, Sweden. May, 1996
 - 3] C. J. Barenco and S. O. Guerra, "DTM – A comparison with ATM in the support of IP applications with strict needs of QoS". International Distributed Conference'99. September, 1999
 - 4] C. Bohm, Lindgren P. et al, "Resource Reservation in DTM". Proceedings 1º IEEE Symposium on Global Networking , Cairo. December, 1993
- E. C. Rosen, A. Viswanathan and R. Callon, "Multiprotocol Label Switching

- 5] *Architecture*". Internet Draft <draft-ietf-mpls-arch-04.txt>. February, 1999
D. Awduche, L. Berger, D. Gan et al,
"Extensions to RSVP for LSP Tunnels". Internet
6] Draft <draft-ietf-mpls-rsvp-lsp-tunnel-05.txt>. February 2000
C. Antal, "Servicing Bursty Sources efficiently via a Fast Circuit Switched System".
7] International Conference for Computer Communication '97, pp. 19-21. Cannes-France. November 1997
M. Holmlund, "IPoD Protocol Specification". NID263 version 0.6. Internal document Net Insight. 1999
8] L. H. Ramfelt, "Performance Analysis of Slot Management in DTM Networks". Technical Report TRITA-T. Dept. of Teleinformatics, KTH, Stockholm. January, 1996
9] J. Wroclawski, "Specification of the Controlled-Load Network Element Service". RFC2211. September 1997
10] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss et al, "Assured Forwarding PHB Group". RFC2597. June, 1999
11] C. J. Barenco, A. Azcorra and J. I. Moreno, "An architecture of QoS services for a Core Internet Network over DTM". IEEE ECUMN'00. October, 2000
12] K. Fall and K. Varadhan, "NS Notes and Documentation". July, 1999
13] P. Pancha P. and M. Zarki, "Leaky Bucket Access Control for VBR MPEG Video". Proceedings INFOCOM'95. 1995
14] V. Jacobson, K. Nichols and K. Poduri, "An Expedited Forwarding PHB". RFC2598. June, 1999
15] A. Demers, S. Blake, S. Shenker, "Analysis and simulation of a fair queueing algorithm". Journal of Internetworking: research and experience 1. January, 1990.
16] F. Baumgartner, T. Braun and C. Siebel, "Fairness of Assured Service". Technical Report. University of Berne & Deutsche Telekom. 1999
17] M. Goyal, P. Misra and R. Jain, "Effect of number of drop precedences in assured forwarding". Proceedings GLOBECOM'99. December'99
18] R. Guerin, S. Kamat, V. Peris et al, "Scalable QoS Provision through buffer management". SIGCOMM'98, pp. 29-40. Vancouver, British Columbia. September, 1998.
19]

