

UNIVERSIDAD NACIONAL DE INGENIERÍA

FACULTAD DE INGENIERÍA ELÉCTRICA Y ELECTRÓNICA



**ANALISIS DEL ACTUAL ALGORITMO DE ASIGNACION DE ANCHO
DE BANDA DE LA RED ETHERNET OPTICA PASIVA Y DEL
PROCESO DE ACCESO AL MEDIO DE LA RED OPTICA
CONMUTADA EN RAFAGAS PARA LA INTEGRACION ENTRE
ESTAS DOS REDES**

TESIS

PARA OPTAR EL TITULO PROFESIONAL DE:

INGENIERO DE TELECOMUNICACIONES

PRESENTADO POR:

CÉSAR ALBERTO HUAMANÍ HUARCAYA

**PROMOCIÓN
2005 – II**

**LIMA – PERÚ
2011**

**ANALISIS DEL ACTUAL ALGORITMO DE ASIGNACION
DE ANCHO DE BANDA DE LA RED ETHERNET OPTICA
PASIVA Y DEL PROCESO DE ACCESO AL MEDIO DE LA
RED OPTICA CONMUTADA EN RAFAGAS PARA LA
INTEGRACION ENTRE ESTAS DOS REDES**

SUMARIO

En la presente Tesis, basándose en una red todo óptico (red de acceso óptico y red de core/metro óptico) en base a soportar los nuevos servicios que mejoran y aportan una calidad de vida a la sociedad como el e-learning, e-business, e-health y el e-government; se plantea el uso de la red Ethernet Óptica Pasiva (EPON) como red de acceso y la red óptica de conmutación de Burst (OBS) como red de core/metro. Se analizan las técnicas de acceso al medio de transmisión de las redes EPON y OBS pasando por la descripción de cada una de estas redes, la forma en que asignan el ancho de banda, analizando el rendimiento de la red en términos de retardo y overhead de la red conformada por la integración de EPON y OBS y finalmente planteando la necesidad del desarrollo de un nuevo algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico para la red EPON en concordancia de integración con la red OBS.

INDICE

INTRODUCCIÓN.....	vii
CAPITULO I	
ASPECTOS PRELIMINARES DE LA TESIS.....	1
1.1 Consideraciones básicas.....	1
1.2 Objetivos de la tesis.....	1
1.3 Esquema de la tesis	2
CAPITULO II	
TECNOLOGIAS RELATIVAS.....	4
2.1 Visión general de las tecnologías PON.....	4
2.1.1 Fibra Óptica	5
2.1.2 Combinadores/Divisores Ópticos.....	6
2.1.3 Topologías PON	7
2.1.4 Compartición de tiempo Vs. Compartición de Espectro	8
2.2 EPON.....	9
2.2.1 Transmisión en Dirección Downstream	12
2.2.2 Transmisión en Dirección Upstream	13
2.2.3 Emulación de Topología lógica	14
2.2.4 Protocolo de control multipunto.....	15
2.3 Visión general de las redes ópticas conmutadas	18
2.3.1 Conceptos Básicos de Redes Ópticas Conmutadas en Circuitos.....	21
2.3.2 Conceptos Básicos de redes Ópticas Conmutadas en Paquetes.....	21
2.4 Fundamentos OBS	22
2.4.1 Arquitectura de red OBS	25
2.4.2 Ensamblado del Burst	28
2.4.3 Esquemas de Resolución de Contención	30

2.4.4	Mecanismos de Reservación de Longitud de Onda	32
CAPITULO III		
ASIGNACIÓN DE ANCHO DE BANDA EN REDES EPON.....		33
3.1	Asignación de ancho de banda en redes EPON	34
3.1.1	IPACT.....	36
CAPITULO IV		
METODO DE ACCESO AL MEDIO EN LA RED OBS.....		40
4.1	Impactos del algoritmo de ensamblado de burst.....	40
CAPITULO V		
INTEGRACION DE LAS REDES EPON - OBS.....		43
5.1	Análisis del estado actual de la integración de las redes EPON - OBS.....	43
5.2	Requerimientos a desarrollar para una optima integración de las redes EPON – OBS ¹	44
CONCLUSIONES		51
ANEXOS.....		53
BIBLIOGRAFÍA.....		59

INTRODUCCIÓN

Debido al incremento del tráfico IP en los últimos años, específicamente tráfico generado por aplicaciones emergentes como e-science, e-learning, e-business, e-health, e government, también el tráfico punto a punto así como los servicios de negocios y los servicios residenciales como el triple-play (voz, datos y televisión) y IPTV es necesario desarrollar una tecnología de red de acceso de gran ancho de banda que pueda soportar todas estas tecnologías e integrarla con las futuras redes emergentes de core/metro.

Todos estos servicios esperan introducir un mejor salto en las infraestructuras de red. Obligando que las redes de acceso, metro y core progresivamente lleguen a ser dinámicas con respecto al tráfico de volumen transportado y al aseguramiento de la calidad de servicio extremo a extremo sin importancia de dominios de cada red por cada tecnología empleada.

Las recientes tecnologías de redes de acceso de banda ancha, redes de metro y core permiten entregar una buena calidad de servicio para las diferentes aplicaciones existentes. Para un rápido desarrollo y despliegue de las redes de acceso de banda ancha, estas redes deben permitir movilidad, acceso de banda ancha a los usuarios, calidad de servicio extremo a extremo y un buen Capital Expenditures (CapEx) y Operational Expenditure (OpEx) para los proveedores de servicios de Internet (ISPs). Para entregar movilidad y acceso de banda ancha, es necesario que las redes de acceso inalámbricas de banda ancha y las redes de acceso ópticas de banda ancha converjan en una sola red de acceso. Para asegurar calidad de servicio extremo a extremo es necesario que las redes de acceso de banda ancha se integren óptimamente con la red de core/metro. Para alcanzar una óptima integración de las redes de acceso y las redes de metro/core, es necesario desarrollar un método de interconexión de las diferentes técnicas de acceso al medio de las diferentes tecnologías de red de acceso y metro/core.

CAPITULO I

ASPECTOS PRELIMINARES DE LA TESIS

Este capítulo proporciona una descripción general del contenido que presenta el cuerpo del presente trabajo, abarcando las consideraciones básicas para el desarrollo de esta tesis, sus objetivos y el esquema empleado en el desarrollo de esta tesis.

1.1 Consideraciones básicas

El incremento del tráfico IP debido a los diferentes tipos de aplicaciones emergentes como el e-science, e-learning, e-business, e-health, e-goverment y aplicaciones existentes como el tráfico punto a punto y los servicios residenciales que se vienen migrando al protocolo IP como el triple-play (voz, datos y televisión) requiere desarrollar una tecnología de red de acceso de banda ancha que pueda dar soporte a todas estas tecnologías así como también integrarse con las futuras redes emergentes de core/metro.

Debido al volumen y tipo de tráfico generado por todas las aplicaciones mencionadas anteriormente, estas exigen un aseguramiento de calidad de servicio extremo a extremo obligando a que las redes de acceso, redes metro y de core progresivamente lleguen a ser dinámicas respecto al volumen de tráfico transportado sin la importancia de sus dominios de red por el tipo de tecnología que emplean. Para asegurar la calidad de servicio extremo a extremo es necesario que las redes de acceso de banda ancha se integren óptimamente con la red de core/metro, para alcanzar una óptima integración es necesario desarrollar un método de interconexión de las diferentes técnicas de acceso al medio usado por las tecnologías de red de acceso y metro/core.

1.2 Objetivos de la tesis

Dada las consideraciones básicas, el objetivo de la presente tesis tiene:

- a) Presentar el estado actual de las tecnologías de red de banda ancha emergentes, en la parte de acceso (la red EPON) y en la parte de core/metro (la red OBS). Para plantear la integración de estas dos redes como solución al incremento del tráfico IP soportando las nuevas aplicaciones emergentes dado el desarrollo que

vienen teniendo cada una de estas tecnologías en la solución del dinamismo para el transporte así como asegurar la calidad de servicio extremo a extremo dentro de su dominio de acción en la red.

- b) En sus estados actuales, identificar las limitaciones de la integración de la red de acceso EPON con las red de metro/core OBS. Esto debido a que EPON a la actualidad, el algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico usado es el IPACT, solo se basa en la multiplexación estadística, asignando timeslots para cada ONU para que puedan vaciar los paquetes de datos encolados dentro de sus ocho tipos de colas y enviarlas a la OLT. Por otra parte OBS independientemente de la manera en que vienen llegando los paquetes de datos al Ingress Node, estos son encolados y formara las ráfagas teniendo en cuenta solo los paquetes que tienen un mismo destino.
- c) Plantear los lineamientos de los requerimientos a desarrollar para alcanzar una integración óptima entre la red EPON con la red OBS. Plantear la necesidad de la creación de un nuevo elemento de red como interfaz entre las redes EPON y OBS, dar los lineamientos de un nuevo protocolo de señalización entre la OLT y las ONUs, dar los lineamientos del nuevo algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico para la red EPON e identificar el periodo máximo optimo para el ensamblado del Burst en la red OBS.

1.3 Esquema de la tesis

En el capítulo II se presenta una visión general de las tecnologías de redes ópticas pasivas, se revisa el estándar de la red Ethernet óptica pasiva (EPON) y la red de conmutación óptica en ráfagas (OBS), también se estudian los protocolos de red definidos para las redes EPON y OBS, sus técnicas de acceso al medio así como las topologías de red en las que mejor se desenvuelven cada una de las tecnologías según sus estándares. En el capítulo III, se analiza la metodología de asignación del ancho de banda en las redes EPON, cómo la Optical Line Terminal (OLT) asigna el ancho de banda a las Optical Network Units (ONUs), se incide en el funcionamiento específico de los mensajes Gate y Reports que son usados como mensajes de control para la concesión y solicitud de ancho de banda, se presentan los procesos que están dentro y fuera del ámbito del estándar IEEE802.3ah que componen la OLT y las ONUs para la asignación y concesión del ancho de banda y además se presenta el modelo y en ejemplo el algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico IPACT ampliamente usado en las redes EPON en la actualidad. En el capítulo IV, se incide en el método de acceso al medio en las redes OBS, específicamente en el impacto que tienen los algoritmos de ensamblado de Burst en el retardo y el rendimiento de la red OBS,

analizando la simulación de tráfico TCP para diferentes tiempos máximos de ensamble de Burst y en el capítulo V, se plantea la integración de las tecnologías de red EPON y OBS, identificando las limitaciones de su integración en sus estados actuales y planteando los lineamientos de los requerimientos a ser desarrollados para alcanzar una integración óptima en rendimiento y retardo de la red formada por las tecnologías EPON y OBS.

CAPITULO II TECNOLOGIAS RELATIVAS

Este capítulo proporciona una visión general de las tecnologías Passive Optical Network (PON) estudiando cada uno de sus componentes de red, las diferentes topologías de red en las cuales se pueden desplegar las redes PON. Además una revisión del estándar en el cual está basada la Ethernet Passive Optical Network (EPON) y la red Optical Burst Switching (OBS). Estudiando los conceptos de cada una de estas tecnologías, sus técnicas de acceso al medio físico, las topologías de red y protocolos de red en las cuales se definen estas tecnologías. Se planteara las topologías de red en las que mejor se desenvuelven cada una de las tecnologías en base a sus estándares y finalmente planteando como introducción la manera en que cada tecnología de red asigna el ancho de banda a cada uno de sus elementos de red que sirve de acceso a cada una de estas redes, estos elementos de red de acceso también llamados elementos de borde.

2.1 Visión general de las tecnologías PON

Se presenta una visión general de los principales bloques con los que se implementa una PON, como multiplexores de división de longitud de onda, fibra óptica, combinadores/divisores ópticos. Estas tecnologías vienen madurando considerablemente en la última década, y a finales de los 90's fuimos testigos de una proliferación explosiva de redes de backbone ópticas y redes metropolitanas ópticas. Sin embargo, la red de acceso se mantuvo fuera del ámbito de redes ópticas. La red de acceso agrega tráfico relativamente pequeño de un número de suscriptores, comparándose con las redes metro o regionales. Cualquier gasto de capital en las redes de acceso son amortizadas por un número mucho menor de clientes de pago, haciendo que estas redes sean extremadamente sensible a costos. El alto costo de los componentes ópticos hizo

económicamente injustificable el despliegue de tecnologías ópticas en las redes de acceso.

Sólo durante los últimos años se tiene la combinación de tecnologías maduras, la disminución de costos de los componentes y la experiencia positiva adquirida con las redes troncales ópticas hizo construirse una red de acceso óptico a una empresa real. En el año 1999 economistas de Verizon proclamaron que el despliegue de fibra en el bucle local se llegó a ser más barato que el despliegue de cables de cobre (1). En el 2003 los tres principales operadores de redes en los Estados Unidos, Verizon, Bell South y SBC Communications anunciaron una solicitud de propuestas (RFP) de equipos PON basados en ATM. A principios de ese mismo año, Nippon Telegraph and Telephone (NTT), una compañía importante japonesa, anunció RFP para PON basado en Ethernet.

2.1.1 Fibra Óptica

La fibra óptica es un medio de comunicación verdaderamente notable. La fibra es insensible al ruido, y no se causa a sí misma cualquier tipo de interferencia electromagnética.

Permite la propagación de señales ópticas a distancias muy grandes con muy poca distorsión. Los experimentos se han llevado a cabo en el que señales ópticas han sido propagadas cientos de kilómetros sin ningún tipo de amplificación. La fibra óptica tiene una capacidad tremenda de transportar información. Un solo hilo de fibra puede transportar hasta 50 THz de ancho de banda.

Una fibra es un filamento muy fino de vidrio, que actúa como una guía de onda. El vidrio se caracteriza por su índice de refracción η , que es la relación de la velocidad de la luz en el vacío a la velocidad de la luz en el vidrio

$$\eta = \frac{c_{vacio}}{c_{vidrio}} \quad (2.1)$$

Una fibra consta de dos láminas de vidrio, como se muestra en la figura. 1.1. La capa interior se conoce como el núcleo, y la capa externa se conoce como el revestimiento.

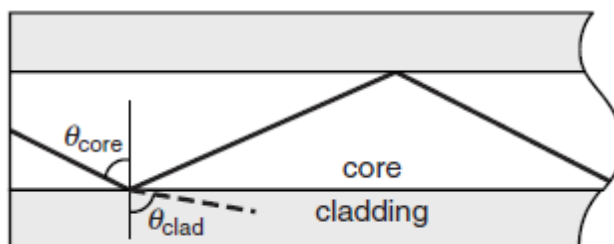


Fig. 2.1 Propagación de la Luz en la Fibra

Estas dos capas de vidrio se fabrican para tener diferentes índices de refracción, con el índice de refracción del núcleo más grande que el índice de refracción del revestimiento

$$n_{\text{núcleo}} > n_{\text{revestimiento}} \quad (2.2)$$

Tal fibra es referida como la fibra de salto de índice. La fibra también puede ser fabricada con índice gradual, un término que se refiere a un cambio gradual del índice de refracción entre el núcleo y el revestimiento.

2.1.2 Combinadores/Divisores Ópticos

Una PON emplea un dispositivo pasivo (no requiere potencia) para dividir la señal óptica de una fibra en varias fibras y, recíprocamente, para combinar señales ópticas de múltiples fibras en una sola. Este dispositivo es un acoplador óptico. En una simple forma, un acoplador óptico consiste de dos fibras fusionadas juntas. Potencia de la señal recibida en cualquier puerto de entrada se divide entre los dos puertos de salida. La relación de división de energía de un divisor puede ser controlado por la longitud de la región fundida y por lo tanto es un parámetro constante.

Los acopladores NxN son fabricados por múltiples acopladores de 2x2 como se puede ver en la figura 1.2. o usando la tecnología de guías de ondas planas.

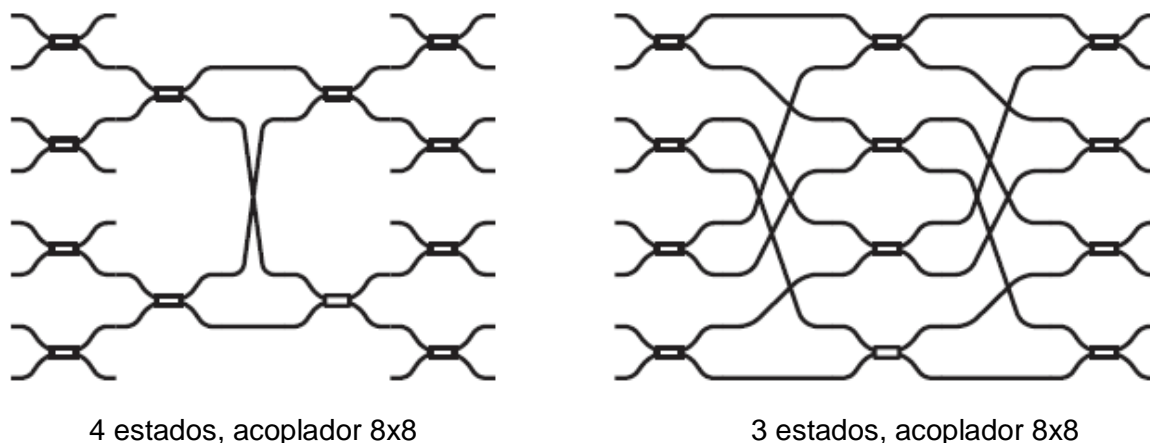


Fig. 2.2. Acopladores 8x8 creados de múltiples acopladores de 2x2

Los acopladores son caracterizados por los siguientes parámetros:

- Pérdida de divisor, nivel de potencia de salida del acoplador vs. El nivel de potencia a su entrada.
- Pérdida de inserción, pérdida de potencia resultante de las imperfecciones del proceso de fabricación. Típicamente este valor varía en el rango de 0.1 a 1 dB.

- Directividad. Cantidad de potencia de entrada filtrada desde un puerto de entrada hacia otro puerto de entrada.

Muchas veces los acopladores son fabricados para tener una sola entrada o una sola salida. Un acoplador con una sola entrada es llamado como divisor. Un acoplador con una sola salida es llamado combinador.

2.1.3 Topologías PON

Lógicamente, la primera milla es una red punto-multipunto (point-to-multipoint P2MP) con una oficina central sirviendo a múltiples suscriptores. Toda la transmisión en una PON es realizada entre una Optical Line Terminal (OLT) y las Optical Network Units (ONUs) como se muestra en la figura 1.3. La OLT se localiza en la oficina central y conecta la red de acceso óptica con la red metropolitana, también conocida como la backbone o red de larga distancia. La ONU es localizada en la localización final del usuario (FTTH y FTTB) o en la curva, resultando una arquitectura de fibra hasta la curva.

Existen muchas topologías multipunto conveniente para las redes de acceso, incluyendo la topología en árbol, en anillo y en bus como se ven en la figura 1.3. Usando acopladores ópticos 1x2 en divisores ópticos de 1xN, las PONs pueden ser flexiblemente desplegadas en cualquiera de estas topologías.

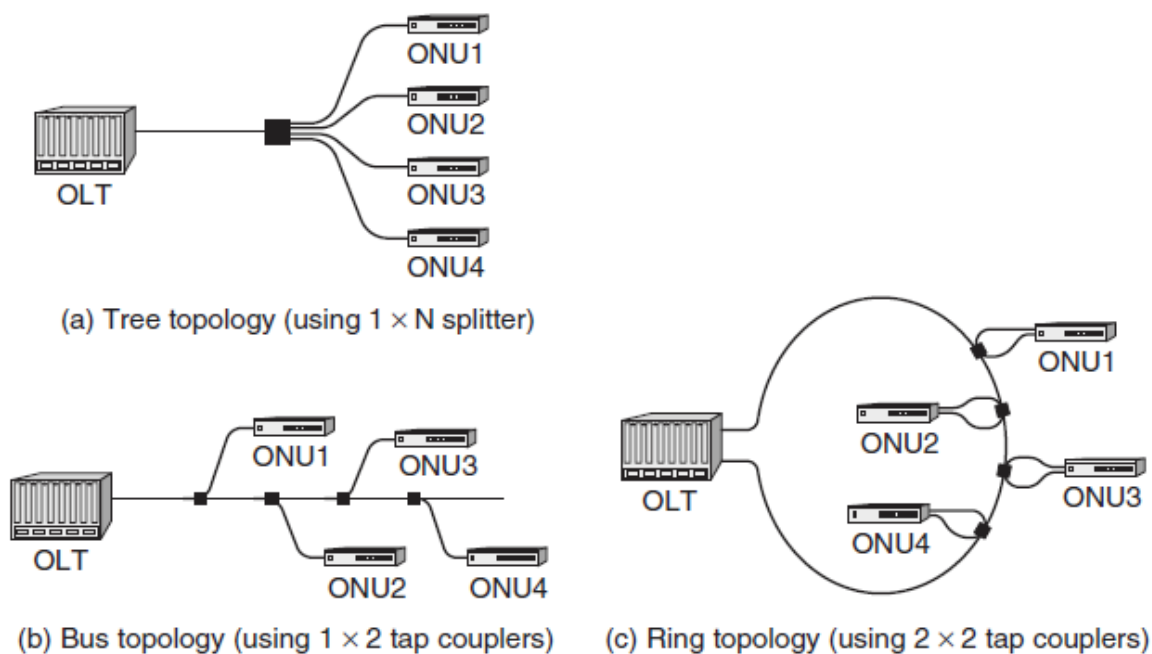


Fig. 2.3 Topologías PON

En algunas implementaciones críticas, las redes de acceso pueden requerir una rápida protección en conmutación. Esto es logrado de múltiples alternativas, teniendo diversos caminos enrutados entre la OLT y las ONUs. La redundancia de caminos

pueden ser agregados en una topología entera de PONs, o solo en una parte de la PON, como en la troncal o una de las ramas de la topología en árbol.

2.1.4 Compartición de tiempo Vs. Compartición de Espectro

En la dirección de descarga (desde la OLT hacia las ONUs), una PON es una red punto-multipunto. La OLT típicamente tiene el entero ancho de banda de descarga disponible para la descarga en todo el tiempo. En la dirección contraria a la descarga (upstream), una PON es una red multipunto-punto: múltiples ONUs transmiten todo hacia una OLT. Las propiedades direccionales de un divisor/combinador pasivo son que la transmisión de una ONU no puede ser detectada por otras ONUs. Sin embargo, los flujos de datos transmitidos simultáneamente desde diferentes ONUs pueden colisionar. Esto es en la dirección de upstream (desde el usuario hacia la red), una PON debe emplear algunos mecanismos de separación de canales para evitar la colisión de datos y compartir completamente la capacidad de la fibra troncal y los recursos.

2.1.4.1 WDMA PON

Una posible manera de separación de los canales de upstream de las ONUs es usar Wavelength Division Multiple Access (WDMA), en el cual cada ONU opera en una longitud de onda diferente. Desde una perspectiva teórica WDMA es una solución simple, pero siendo muy costosa para una red de acceso. Una solución WDMA requiere un receptor sintonizable o un arreglo de receptores en la OLT para recibir múltiples canales. Y un mayor problema serio para los operadores de red sería inventar una ONU con una longitud de onda específica: en vez de tener un solo tipo de ONU en la red, serían múltiples tipos de ONUs diferenciándose en su longitud de onda laser. Cada ONU tendrá que utilizar un láser con ancho espectral estrecho y controlado, esto llegaría a ser muy costoso. Esto sería también más problemático para un usuario no calificado para reemplazar una ONU defectuosa porque una unidad con la longitud de onda equivocada causara interferencia con algunas otras ONUs en la PON. Usando láseres sintonizados en las ONUs puede resolver el problema citado, pero es muy costoso en el actual estado de la tecnología. WDMA PON ofrece un recurso adicional para aumentar la conectividad, así como para mantener un alimentador de fibra compartido (2).

2.1.4.2 TDMA PON

En una TDMA PON, las transmisiones simultáneas desde varias ONUs colisionarían cuando estos alcancen el combinador. Para evitar la colisión de datos, cada ONU debe transmitir en su propia ventana de transmisión (timeslot). Una de las mayores ventajas de una TDMA PON es que todas las ONUs pueden operar en la misma longitud de onda y ser técnicamente iguales componente a componente. La OLT también necesitaría un receptor simple. Un transceiver en una ONU debe operar a la velocidad de la línea,

aunque el ancho de banda disponible para la ONU deba ser menor. Esta propiedad también permite a la TDMA PON un eficiente cambio de ancho de banda asignado para cada ONU cambiando solo el tamaño del timeslot asignado o simplemente empleando multiplexación estadística para una óptima utilización de la capacidad del canal de la PON.

En una red de acceso de suscriptor, la mayoría del tráfico fluye en descarga (desde la red hacia los usuarios) y en upstream (desde los usuarios a la red), pero no punto a punto (de usuario a usuario). De lo anterior, parece razonable de separar el canal de upstream del de descarga (downstream). Un simple canal de separación puede ser basado en Space Division Multiplexing (SDM), en el cual separadas PONs son proveídos para transmisiones de downstream y upstream. Para ahorrar fibra óptica y para reducir el costo de reparación y mantenimiento, de una sola fibra se puede utilizar para la transmisión bidireccional. En este caso dos longitudes de ondas son usadas: λ_1 para la transmisión en upstream y λ_2 para la transmisión en downstream Fig. 1.4. La capacidad del canal en cada longitud de onda puede ser flexiblemente dividido entre las ONUs usando las técnicas de compartición de tiempo.

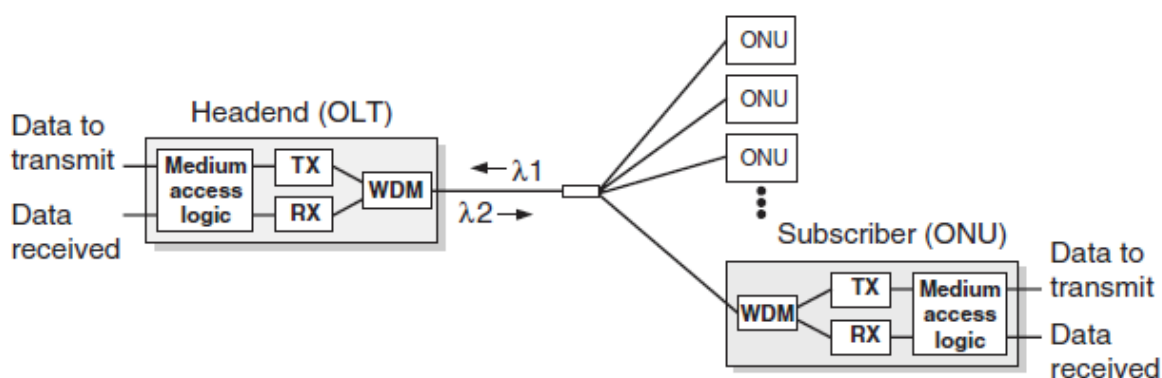


Fig. 2.4. PON usando una sola fibra

La compartición de tiempo parece ser el método preferido hoy en día para compartición de canales ópticos en una red de acceso, así esto permite para una simple longitud de onda en dirección upstream un simple transceiver en la OLT, resultando una solución efectiva en costos (3).

2.2 EPON

En enero del 2001, el IEEE formó un grupo de estudio llamado Ethernet en la Primera Milla (EFM). Este grupo se dedicó a extender la actual Tecnología Ethernet hacia el área de acceso del abonado, centrándose tanto en el mercado residencial y en redes de negocio de acceso. Manteniendo la tradición de Ethernet, el grupo se propuso el objetivo

de proporcionar un aumento significativo del rendimiento y reducir al mínimo los costos de equipamiento, operación y mantenimiento. PON Ethernet se convirtió en una de las áreas centrales de la MFE.

Ethernet PON (EPON) es una red basada en PON que transporta tráfico de datos encapsulados en tramas Ethernet definido en el estándar IEEE 802.3ah. EPON usa un estándar de 8b/10b de código de línea (8 bits de datos codificados como 10 bits de línea) y opera a una velocidad de 1 Gbps. Donde EPON utiliza la existente especificación 802.3 incluyendo el uso del full dúplex Media Access Control (MAC).

El ámbito de aplicación del IEEE802.3 es confinado a las dos capas más bajas del Open Systems Interconnection (OSI) (4) los cuales son: la capa física y la capa de enlace de datos. Cada una de estas capas está dividida en subcapas e interfaces. La figura 1.5. Muestra las subcapas e interfaces definidas para los dispositivos Ethernet operando a una velocidad de 1Gbps.

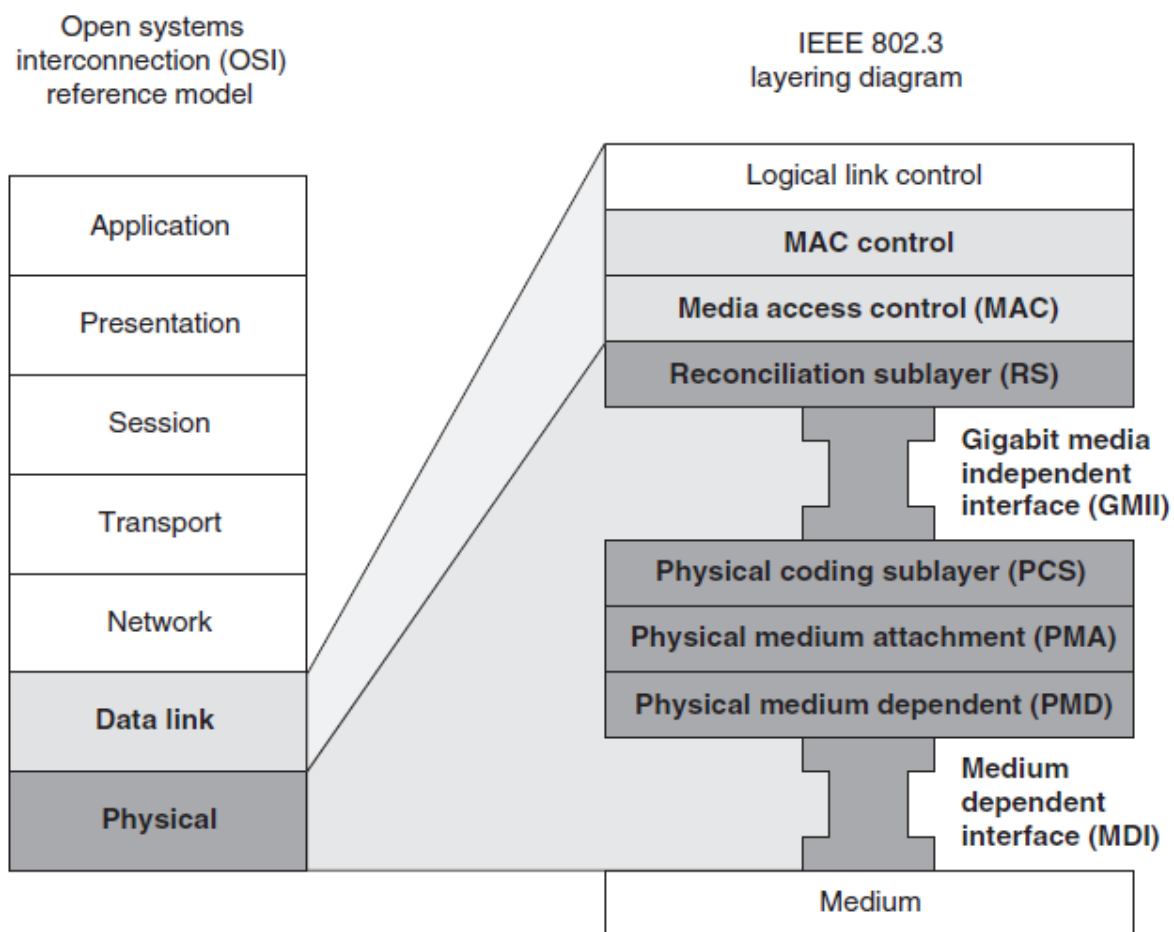


Fig. 2.5. Relación del modelo de capas del IEEE802.3 con el modelo OSI

En la capa física el IEEE802.3 usa la siguiente subdivisión (desde la subcapa más baja a la más alta):

- Medium Dependent Interface (MDI), especifica a las señales del medio físico y la mecánica e interface física entre el medio de transmisión y los dispositivos de capa física.
- Physical Medium Dependent (PMD), esta subcapa es responsable de la interfaz con el medio de transmisión. La localización del PMD es justo encima del MDI.
- Physical Medium Attachment (PMA), subcapa que contiene las funciones para la transmisión, recepción, restablecimiento de reloj, y alineamiento de fase.
- Physical Coding Sublayer (PCS), contiene las funciones de codificación de bits de datos dentro de código de grupos que pueden ser transmitidos por el medio físico.
- Gigabit Media Independent Interface (GMII), especifica una interface entre el poderoso MAC gigabit y la capa física gigabit (PHY). El objetivo de esta interface es permitir múltiples dispositivos DTE (Data Terminal Equipment) para ser entremezclados con una variedad de implementaciones gigabit de capa física.
- Reconciliation Sublayer (RS), provee el mapeado para las señales GMII sobre las definiciones de servicios de control de acceso al medio.

La capa de enlaces de datos consiste de las siguientes subcapas:

- Media Access Control Sublayer, define una función de medio independiente responsable de la transferencia de datos desde y hacia la capa física. En general, la subcapa MAC define la encapsulación de datos (como el entramado, direccionamiento y detección de errores) y acceso al medio (como detección de colisiones y procesos de aplazamiento).
- MAC Control Sublayer, es una subcapa opcional que realiza el control en tiempo real, la manipulación y operación de la subcapa MAC. La estructura de control y la especificación de MAC permite nuevas funciones para ser agregadas al estándar en el futuro.
- Logical Link Control (LLC), subcapa que define una porción independiente de acceso al medio de la capa de enlace de datos. Esta subcapa esta fuera del alcance del IEEE802.3.

Los parámetros de la subcapa PMD de EPON son especificados en la clausula 60 del estándar IEEE802.3ah (5). La especificación del PMD está basada en los siguientes objetivos:

- Soporte para punto-multipunto usando como medio físico la fibra óptica.
- 1000 Mbps hasta una distancia de 10Km en fibra monomodo soportando un divisor de fibra de radio de 1:16.

- 1000 Mbps hasta una distancia de 20Km en fibra monomodo soportando un divisor de fibra de radio 1:16.
- Un Bit Error Ratio (BER) mejor o igual que 10^{-12} en la interface de servicio físico.

Para alcanzar estos objetivos, 4 tipos de PMD son definidos en la clausula 60 los cuales se comparan brevemente en la siguiente tabla 1.1

TABLA 2.1 Tipos PMD EPON

Tipo PMD	1000BASE-PX10-U	1000BASE-PX10-D	1000BASE-PX20-U	1000BASE-PX20-D
Tipo de Fibra	SMF	SMF	SMF	SMF
Numero de fibras	1	1	1	1
Longitud de Onda nominal (nm)	1310	1490	1310	1490
Dirección de transmisión	Upstream (ONU to OLT)	Downstream (OLT to ONU)	Upstream (ONU to OLT)	Downstream (OLT to ONU)
Distancia (Km)	10	10	20	20
Min. Perdida de inserción en el canal (dB)	5	5	10	10
Max. Perdida de inserción en el canal (dB)	20	19.5	24	23.5

El estándar 802.3 define dos modos básicos de operación para una red Ethernet. En una configuración, la red Ethernet puede ser desplegada sobre un medio compartido usando el Carrier-Sense Multiple Access with Collision Detection protocol (CSMA/CD). En otra configuración las estaciones pueden ser conectadas a través de un conmutador usando enlaces punto a punto en full dúplex. El MAC de Ethernet puede operar en uno o dos modos: en modo CSMA/CD o modo full dúplex.

Por las propiedades del medio EPON son tal que no pueden ser considerados ni como un medio compartido o una red punto a punto; más bien, EPON es una combinación de ambos. EPON tiene una conectividad de medio compartido en dirección downstream y en dirección upstream se comporta como un medio punto a punto.

2.2.1 Transmisión en Dirección Downstream

En la dirección de downstream, los paquetes Ethernet transmitidos por la OLT pasan a través de un divisor pasivo 1xN o de una cascada de divisores alcanzando a cada ONU. El valor de N esta típicamente entre 4 y 64 (limitado por la disponibilidad de potencia óptica). Este ambiente es similar a la de una red de medio compartido. Ya que

Ethernet es broadcasting por naturaleza, en la dirección de downstream (desde la red hacia los usuarios) Ethernet encaja perfectamente con la arquitectura Ethernet PON: los paquetes son enviados en broadcast por la OLT y son selectivamente extraídos por su ONU de destino. Figura 1.6.

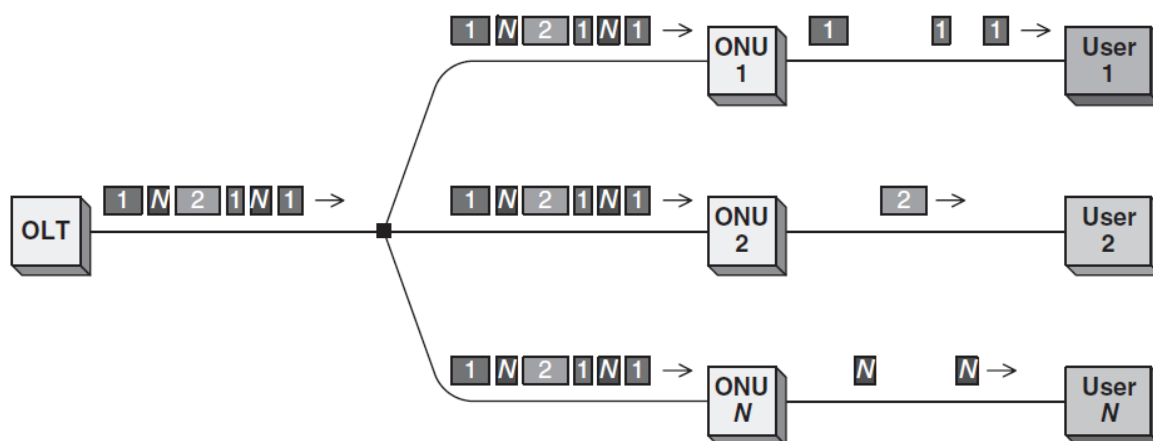


Fig. 2.6. Transmisión en dirección downstream en una EPON

2.2.2 Transmisión en Dirección Upstream

En la dirección de upstream (desde los usuarios hacia la red), debido a la propiedad direccional de un combinador óptico pasivo, los paquetes de datos de cualquier ONU alcanzarán solamente a la OLT y no a otras ONUs. Por ello en la dirección de upstream el ambiente de EPON es similar a una arquitectura punto a punto. Sin embargo, distinto a una red punto a punto, en una EPON, todas las ONUs pertenecen a un único dominio de colisión, los paquetes de datos de diferentes ONUs transmitidos simultáneamente aun pueden colisionar. Por lo tanto, en la dirección de upstream, la EPON necesita emplear algún mecanismo de arbitraje para evitar la colisión de paquetes y tener la capacidad de compartir el canal entre todas las ONUs.

El acceso al medio compartido debe ser arbitrado por el protocolo de control de acceso al medio (MAC) para prevenir las colisiones entre las tramas Ethernet de distintas ONUs transmitiendo simultáneamente. En general, esto es alcanzado asignando una ventana de transmisión (o timeslot) a cada ONU; cada ONU debe guardar en su buffer los paquetes de datos recibidos de diferentes suscriptores hasta que puedan ser transmitidos en el tiempo de ventana asignado. Cuando el tiempo de ventana asignado llega, la ONU puede enviar todas las tramas a la máxima velocidad del canal. El timeslot a asignar a cada ONU necesita ser asignado no sobreponiéndose uno a otro. La asignación del timeslot debe ser fijo (estático) o variable (dinámico) basado en el mecanismo de arbitraje implementado en la OLT (6).

2.2.3 Emulación de Topología lógica

La arquitectura IEEE802, asume todas las estaciones comunicándose en un segmento de LAN conectados a un medio compartido. En una compartición de medio, todas las estaciones son consideradas como pertenecientes a un único dominio de acceso, donde al menos una estación puede transmitir en un tiempo y todas las estaciones pueden recibir todo en dicho tiempo.

En otro caso, un dominio de acceso puede consistir de solo una estación. Típicamente varios dominios de estaciones únicas que son conectadas mediante enlaces punto a punto (P2P) a un puente (bridge), formando una LAN conmutada.

Los dispositivos pertenecientes y conectados a un medio PON implementan una función Logical Topology Emulation (LTE) que basado en su configuración, puede emular un medio compartido o un medio punto a punto.

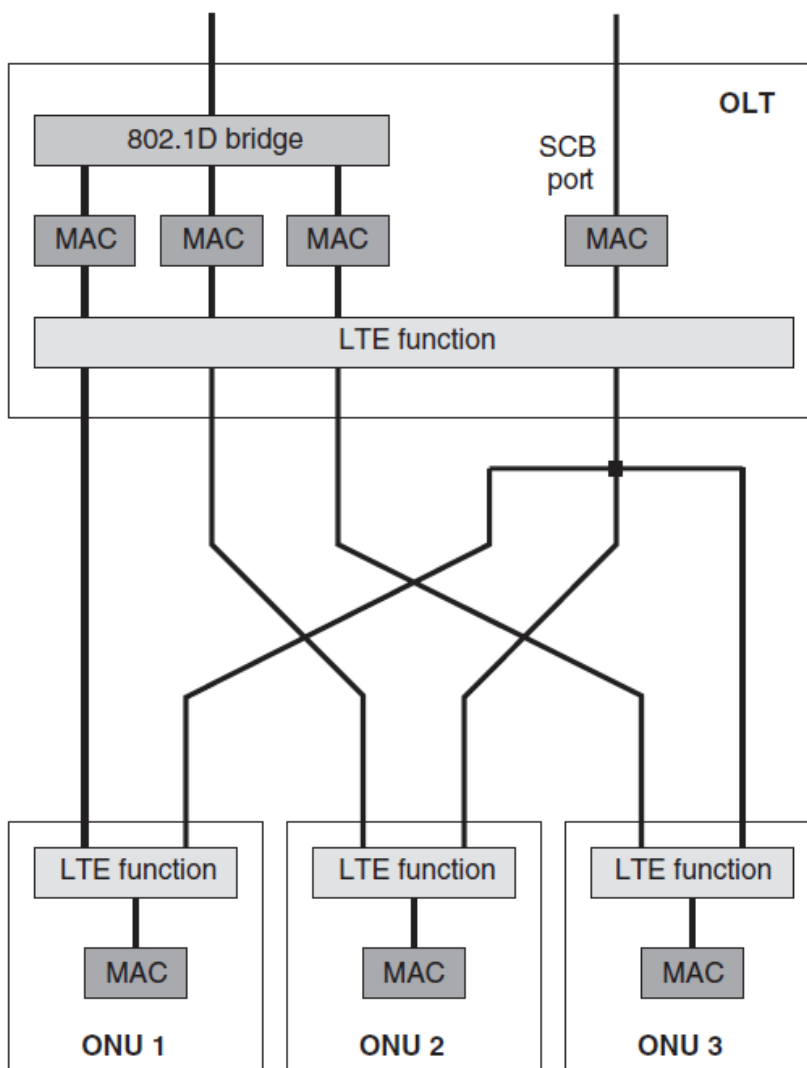


Fig. 2.7. Modo de Emulación combinando punto a punto y medio compartido

Para preservar la existente operación MAC de Ethernet definido en el estándar IEEE802.3, la función LTE debe residir en la subcapa MAC. El modo de operación de esta función es realizando un marcado de las tramas Ethernet con marcados únicos para cada ONU. Estos marcados son llamados Logical Link Identifiers (LLIDs) y son localizados en el preámbulo del inicio de cada trama. Para garantizar únicos LLIDs, a cada ONU se le es asignado uno o más banderas por la OLT durante el registro inicial de cada ONU en la OLT (auto discovery) en la fase inicial (7).

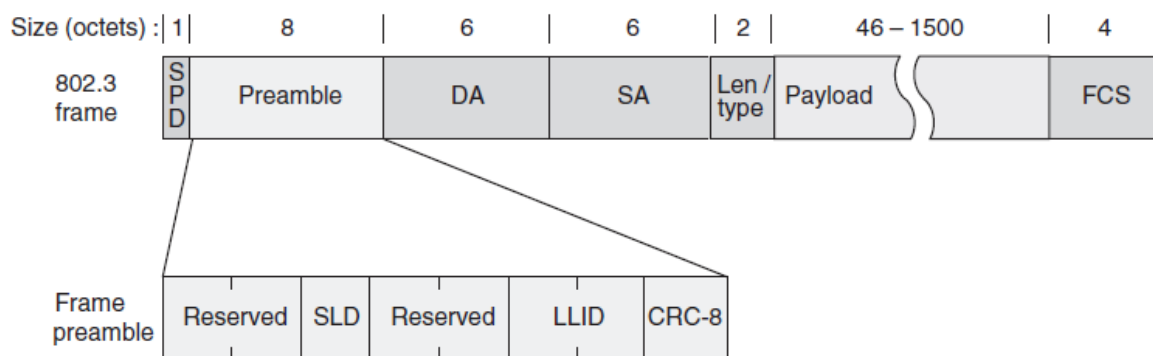


Fig. 2.8. Formato del preámbulo de la trama en EPON

Cada dispositivo de la red EPON (ONU y OLT) tiene su regla de filtrado para detectar si la trama es asignada para él, si es broadcast o si debe descartarla, este filtrado lo hace dependiendo del valor del campo LLID.

2.2.4 Protocolo de control multipunto

Las tramas MPCP son comúnmente referidas como MPCP Data Unit (MPCP-DUs). MPCP define cinco tipos de mensajes usados para intercambiar información entre la OLT y las ONUs (7): GATE, REPORT, REGISTER_REQ, REGISTER and REGISTER_ACK. Todas los PMCPDUs son de 64 bytes que consisten de los campos mostrados en la figura 1.9.

Fields	Octets
Destination address (DA)	6
Source address (SA)	6
Length/type = 88-08 ₁₆	2
Opcode	2
Timestamp	4
Opcode-specific fields/pad	40
Frame check sequence (FCS)	4

Fig. 2.9. Formato genérico de una trama PMCP

1. Destination Address (DA), El campo de dirección destino de una trama de control MAC contiene la dirección de la estación(s) para el cual la trama es dirigida, este campo es de 48 bits.
2. Source Address (SA), Este campo contiene la dirección del la estación que está enviando la trama y es de 48 bits, esta dirección de origen debe ser una dirección única.
3. Length/Type, este campo es de 2 octetos que contiene el valor hexadecimal 88-08. Este valor ha sido universalmente asignado para identificar a las tramas de control MAC.
4. Opcode, Este campo identifica a la trama de control MAC específica, que puede ser cualquiera de las siguientes:
 - 00-01₁₆ : PAUSE
 - 00-02₁₆ : GATE
 - 00-03₁₆ : REPORT
 - 00-04₁₆ : REGISTER_REQ
 - 00-05₁₆ : REGISTER
 - 00-06₁₆ : REGISTER-ACK
5. Timestamp, campo que lleva el valor del MPCP clock correspondiente a la transmisión del primer byte del campo DA. El valor del campo timestamp son usados para sincronizar el MPCP clock en la OLT y las ONUs.
6. Opcode-specific field, este campo lleva información pertinente a funciones específicas del MPCP. Si no es usada debe ser llenada con ceros.
7. Frame Check sequence (FCS), lleva el valor del CRC-32 usado por la MAC para verificar la integridad de las tramas recibidas.

Fields	Octets		Fields	Octets
Destination address (DA)	6		Destination address (DA)	6
Source address (SA)	6		Source address (SA)	6
Length/type = 88-08 ₁₆	2		Length/Type = 88-08 ₁₆	2
Opcode = 00-02 ₁₆	2		Opcode = 00-03 ₁₆	2
Timestamp	4		Timestamp	4
Number of grants/flags	1		Number of queue sets	1
Grant #1 start time	[4]	Repeated <i>n</i> times as indicated by <i>Number of queue sets</i>	Report bitmap	[1]
Grant #1 length	[2]		Queue #1 report	[2]
Grant #2 start time	[4]		Queue #2 report	[2]
Grant #2 length	[2]		Queue #3 report	[2]
Grant #3 start time	[4]		Queue #4 report	[2]
Grant #3 length	[2]		Queue #5 report	[2]
Grant #4 start time	[4]		Queue #6 report	[2]
Grant #4 length	[2]		Queue #7 report	[2]
Pad = 0	15/39		Queue #8 report	[2]
Frame check sequence (FCS)	4		Pad = 0	0-39
			Frame check sequence (FCS)	4

Fig. 2.10. Formato del mensaje GATE y REPORT

El mecanismo de arbitraje MPCP que ha sido desarrollado por el IEEE802.3ah ha sido desarrollado para soportar la asignación de timeslots por la OLT a las ONUs. Aunque MPCP no se refiere a cualquier asignación de ancho de banda en particular, esto significa que facilita la implementación de varios algoritmos de asignación de ancho de banda en EPON. MPCP es un protocolo de mensajes en dos vías definido para arbitrar las transmisiones simultáneas de diferentes ONUs y que reside en la capa de control de MAC. El protocolo en operación regular se basa en dos mensajes de control Ethernet (GATE y REPORT) y en otros tres tipos de mensajes (REGISTER_REQUEST, REGISTER, REGISTER_ACK) en el modo auto-discovery. El modo auto-discovery es usado para detectar nuevas ONUs conectadas a la EPON y para averiguar el round-trip delay y la dirección MAC de una ONU. Esta tesis en particular se basa solo en el modo de la operación regular (nondiscovery) del MPCP.

En su operación normal, MPCP recibe una solicitud de la capa más alta del MAC control client para transmitir un mensaje GATE para una ONU en particular con la siguiente información: tiempo cuando la ONU debe iniciar su transmisión y la duración o longitud de la transmisión. Al pasar un mensaje a la capa MAC, el campo timestamp del MPCP (en la OLT y en cada ONU) es llenado con su hora local. La ONU una vez recibido un mensaje GATE siendo igual a su dirección MAC, cada ONU programara su registro local con "Transmission Start" y "Transmission Length". También la ONU actualizara su

reloj con el valor del timestamp del mensaje de control recibido, por consiguiente evitando así cualquier potencial desplazamiento del clock y manteniéndose en sincronización con la OLT. Cuando la transmisión “start timer” expira, la ONU iniciara su transmisión. La transmisión puede incluir múltiples tramas Ethernet, dependiendo de la ventana de transmisión asignada y del número de paquetes encolados en el buffer de la ONU. La fragmentación de paquetes no está permitida.

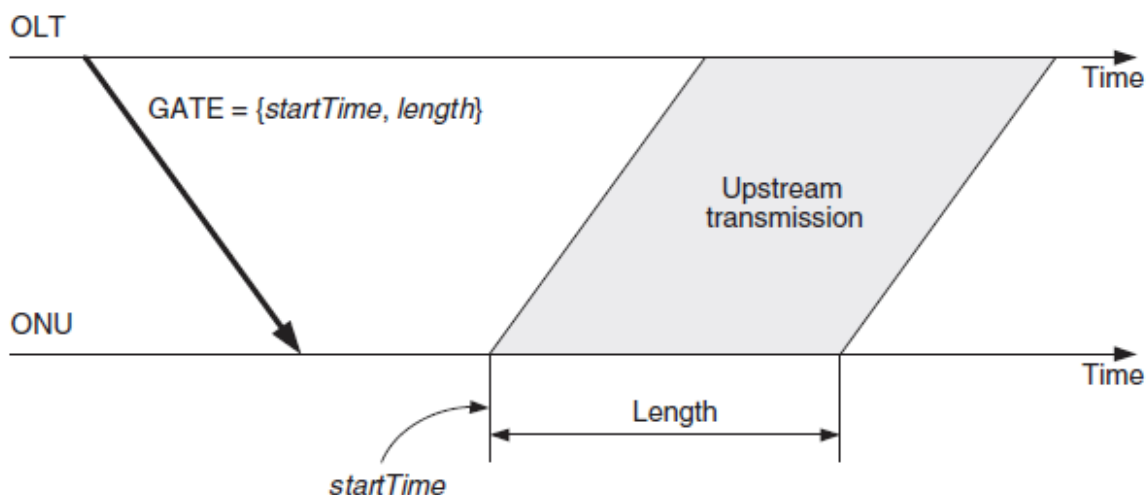


Fig. 2.11. Disociación del GATE tiempo de llegada y tiempo de inicio del timeslot.

Los mensajes REPORT son enviados por las ONUs en la ventana de transmisión asignada junto con las tramas de datos. Un mensaje REPORT puede ser transmitido al inicio del timeslot o al final dependiendo del ancho de banda solicitado por la ONU. El REPORT típicamente contiene el tamaño deseado del siguiente timeslot basado en la ocupación del buffer de la ONU. La ONU debe también tener en cuenta el overread adicional cuando solicita el siguiente timeslot, el overread adicional debe incluir los 64 bits del preámbulo de la trama y los 96 bits de gap asociado a cada trama. Una vez la OLT recibe un REPORT, la OLT pasa el mensaje al modulo DBA responsable de la decisión de asignación del ancho de banda y recalculando el round trip time (RTT) para cada ONU (6).

Cuando se está soportando servicios diferenciados, cada ONU debe reportar el estado de cada una de sus colas prioritarias (8) y la OLT poder elegir para enviar uno o múltiples grants prioritarios dentro del mismo mensaje GATE dependiendo del algoritmo de asignación de ancho de banda implementado.

2.3 Visión general de las redes ópticas conmutadas

La tendencia notable del creciente tráfico de internet de manera explosiva o exponencial ha continuado incluso durante la reciente recesión económica y el descenso

de los beneficios en las operaciones de red. Como citar un ejemplo el tráfico de internet en los Estados Unidos excedió de 1Tbps en el 2004 y se está proyectando exceder 1Pbps para el 2012 (16) (17) (18). En adición al rápido incremento de la capacidad de demanda, nuevos servicios de datos y multimedia requieren la necesidad de un alto rendimiento y una alta utilización de las redes. Tener una plataforma de red unificada que soporte voz, datos y aplicaciones multimedia es atractivo especialmente para la alta capacidad de la capa óptica. Mientras que la voz sobre IP, Video sobre IP (Video on Demand VoD, video conferencing), High Definition Televisión (HDTV), juegos interactivos, datos sobre IP están actualmente disponibles en las redes inalámbricas, alámbricas y ópticas, la conmutación de este tráfico en la capa óptica aun no está siendo realizado directamente sobre la capa óptica, además del garantizar la calidad de servicios extremo a extremo.

Con el fin de satisfacer estas necesidades crecientes, los sistemas de comunicación óptica de multiplexación por división de longitud de onda (WDM) han sido desplegados en muchas redes de backbone. En sistemas WDM, cada fibra soporta múltiples canales de comunicación, con cada canal operando a diferente longitud de onda. Este sistema de transmisión óptica puede proveer una velocidad de 50Tbps en una sola fibra.

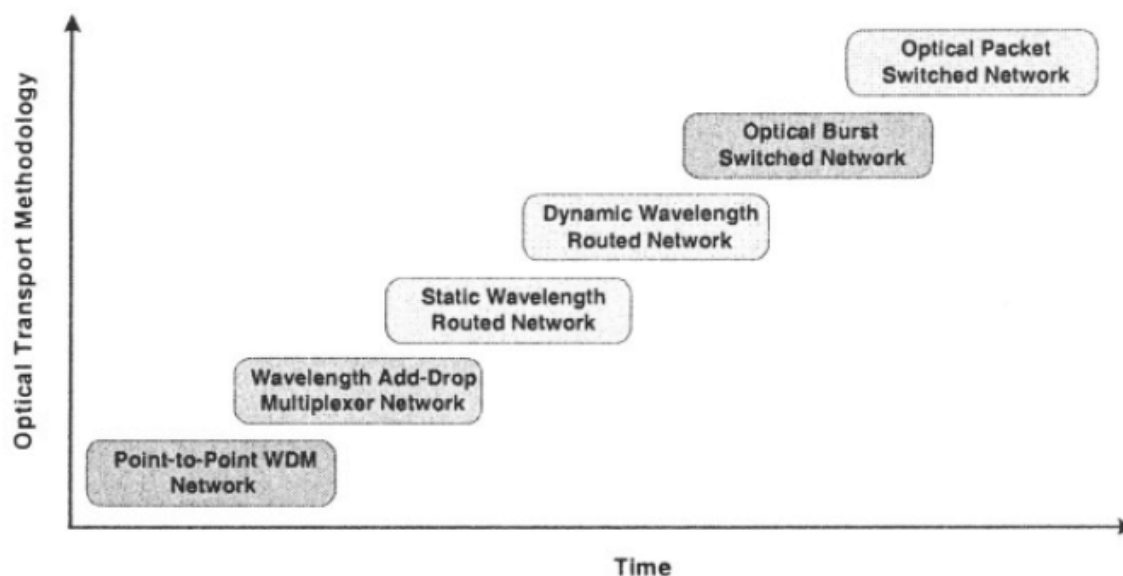


Fig. 2.12. Evolución de los sistemas de transporte óptico.

La figura 1.12 muestra la primera generación de arquitectura de red óptica que consiste de enlaces WDM punto a punto. Estas redes están compuestas de varios enlaces punto a punto en el cual todo el tráfico que llega a un nodo es cortado, convertido de óptico a eléctrico, procesado electrónicamente y convertido de eléctrico a óptico antes

de partir hacia otro nodo. El corte y la agregación de tráfico en cada nodo de la red incurrir en un significativo overhead en términos de complejidad de conmutación y costo de procesamiento electrónico.

La segunda generación de las redes ópticas son basadas en multiplexores add-drop de longitud de onda (WADM) (19), donde el tráfico puede ser agregado y cortado en los WADM. Los WADMs permiten seleccionar canales de longitud de onda de una fibra para ser terminado, mientras que otras longitudes de onda pasan directamente sin ser tocadas por los WADMs. Usando WADMs se puede reducir todo el costo de red y son usados para construir redes de anillos ópticos en las redes metropolitanas.

Emergentes sistemas todo-ópticos son esperados para proveer conexiones conmutadas de circuitos ópticos (OCS) o lightpaths (20), entre routers de borde sobre una red óptica de core; sin embargo las conexiones de conmutación de circuitos ópticos son fuertemente estáticos, estos sistemas no pueden proveer un eficiente trato del tráfico de internet por su naturaleza de ráfagas (10). Idealmente, en orden de proveer una posible alta utilización en la red óptica de core, los nodos necesitarían proveer conmutación de paquetes a nivel óptico (OPS) (21).

Una posible alternativa muy cercana a la conmutación de circuitos a nivel óptico y a la conmutación de paquetes a nivel óptico es la conmutación de ráfagas a nivel óptico (22). En la conmutación óptica de ráfagas (OBS) los paquetes son concatenados dentro de unidades de transporte llamadas Burst. Los Burst se conmutan en toda la red de core óptica a nivel óptico.

Realizando un análisis en términos de viabilidad económica entre las arquitecturas OCS y OBS para un rango de tráfico de demanda dada las limitaciones en las capacidades de los elementos de red de cada una de estas arquitecturas. Se investigo el efecto del tráfico sensible para estas tecnologías evaluándose en términos de sus costos de capital y probabilidad de bloqueos de paquetes, observándose que la arquitectura OBS con tráfico sensible a nivel óptico es de costo más efectivo que la arquitectura OCS. La ventaja en costo de OBS sobre OCS aumenta a medida que la capacidad de la red de core aumenta. Por tanto, entre las opciones de redes totalmente ópticas (all-optical) que no impliquen almacenamiento en los elementos de red de core, OBS parece ser una opción atractiva especialmente para redes de alta capacidad de tráfico en la red de core (23).

Además en términos de rendimiento cuantitativo, comparando las arquitecturas OBS y OCS, con demanda de tráfico idéntico e idéntica capacidad de red, las redes OBS alcanzan un mayor throughput que las redes OCS (24).

Para la conmutación de paquetes totalmente nivel óptico, es probable que sea factible en un futuro próximo debido a limitaciones tecnológicas.

2.3.1 Conceptos Básicos de Redes Ópticas Conmutadas en Circuitos

Las redes ópticas enrutadas por longitud de onda emplea la conmutación óptica de circuitos en el cual todos los caminos de longitud de onda ópticos (lightpaths) son establecidos entre pares de nodos. El establecimiento de lightpaths envuelve varias tareas. Estas tareas incluyen el descubrimiento de la topología y los recursos, enrutamiento, asignación de longitud de onda, señalización y reservación de recursos.

El descubrimiento de la topología y los recursos envuelve la distribución y el mantenimiento de la información del estado de la red. Típicamente esta información incluirá información de la topología física de la red y el estado de los enlaces en la red. En una red WDM de enrutamiento de longitud de onda, esta información puede incluir la disponibilidad de longitudes de onda en un enlace dado en la red. Como ejemplo de esto, un protocolo común para mantenimiento de la información del estado del enlace en Internet es el protocolo OSPF.

El problema de encontrar rutas y de asignación de longitud de onda a los lightpaths es referido como el problema de enrutamiento y asignación de longitud de onda (RWA). Típicamente la solicitud de conexiones deben ser de dos tipos, estática y dinámica. Existen limitaciones y soluciones en los tipos de RWA estáticos y dinámicos y son analizados en (25).

Las conexiones de los lightpaths y el enrutamiento de las longitudes de onda son estáticas y no pueden ser habilitadas para acomodar la alta variabilidad y la naturaleza de ráfagas del tráfico de internet en una manera eficiente. Esto es claro que si el tráfico esta variando dinámicamente, el envío de este tráfico sobre lightpaths estáticos resultaría en la utilización ineficiente del ancho de banda. De otra manera, si se atiende establecimientos de lightpaths en una manera muy dinámica, entonces la información del estado de la red seria constantemente cambiada, haciéndose muy dificultosa el de mantener la actual información del estado de la red.

2.3.2 Conceptos Básicos de redes Ópticas Conmutadas en Paquetes

Actualmente se puede ver la emergencia de redes fotónicas de conmutación de paquetes en el cual los paquetes son conmutados y enrutados independientemente a través de toda la red en el dominio óptico sin la conversión óptico-eléctrico-óptico en cada nodo de la red. Esta red fotonica de conmutación de paquetes permite un mayor grado de multiplexación estadística en enlaces de fibra óptica y son mejores para manejar tráfico a ráfagas que las redes ópticas conmutadas por circuitos.

Un ejemplo de una arquitectura básica de conmutación fotonica de paquetes es mostrado en la figura 1.13. Donde un nodo contiene una estructura de conmutación óptica que es capaz de reconfigurar paquete a paquete. La estructura de conmutación es reconfigurado basado en información contenida dentro de la cabecera del paquete. La cabecera del paquete es procesado electrónicamente y además puede ser transportado en banda con el paquete, portado en una frecuencia de sub-portadora o portado fuera de banda en un canal de control separado. Dado que le lleva un tiempo para que la cabecera del paquete sea procesado y para que la estructura de conmutación sea reconfigurado, el paquete debe ser retardado enviándose a través de un Optical Delay Line.

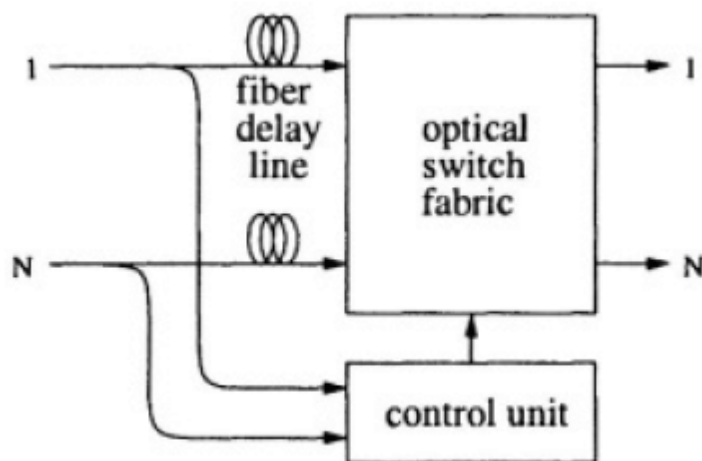


Fig. 2.13. Arquitectura de conmutación fotonica de paquetes

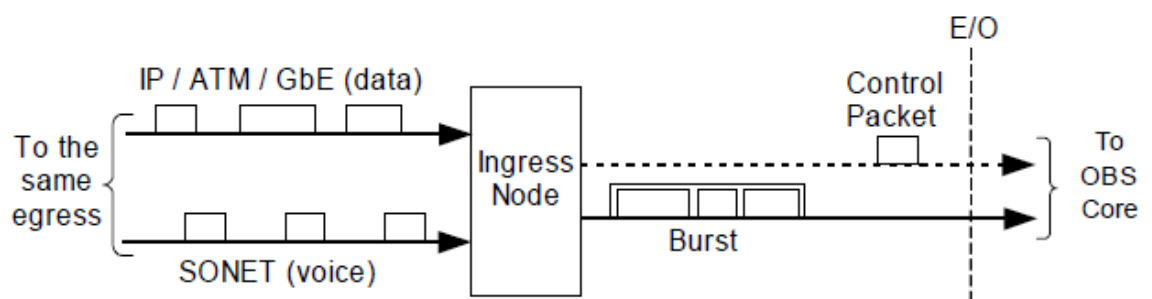
Para que la conmutación fotonica de paquetes sea practica, un rápido tiempo de conmutación es requerida. Actualmente el tiempo de conmutación para conmutadores basados en MEM están en el orden de 1 a 10ms, mientras que conmutadores basados en amplificadores de semiconductores ópticos tienen un tiempo de conmutación menor que 1ns (26), la desventaja de este ultimo semiconductor es que es demasiado caro. Otro desafío en la conmutación fotonica de paquetes es la sincronización, la sincronización de paquetes en los puertos de entrada del conmutador es siempre necesaria para minimizar la pugna de los paquetes, algunas técnicas de sincronización han sido propuestas en (27). Para evitar la pugna de los paquetes en los puertos de entrada de los conmutadores eléctricos se emplean los buffers.

2.4 Fundamentos OBS

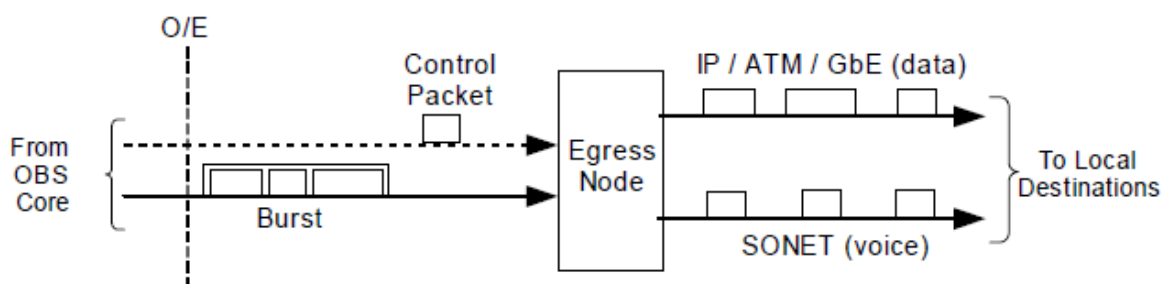
Para soportar eficientemente tráfico a ráfagas de Internet, Optical Burst Switching es propuesto como una solución. La principal motivación en elegir OBS es que el tráfico de

servicios multimedia es inherentemente a ráfagas (10). Otros estudios han demostrado que el tráfico generado en redes locales Ethernet y entre redes locales Ethernet (ejemplo: Tráfico WAN), tráfico generado por el web browser, conexiones TCP (15) y fuentes de video de velocidad de bit variable (VBR por sus siglas en ingles) todos son tráfico auto-similares (11) (12). También algunos estudios han concluido que, contrariamente a la común asunción basado en el tráfico Poissoniano, la multiplexación de una gran cantidad de fuentes auto-similares resulta en un tráfico a ráfagas (13) (14).

En una red OBS, varios tipos de datos de clientes son agregados al ingreso (un nodo de borde) y transmitidos como datos de Bursts (figura 1.14a) que luego serán desensamblados en el nodo de egreso (figura 1.14b). Durante el ensamblado/desensamblado del Burst, los paquetes de datos del cliente son almacenados en el buffer en el nodo de borde, en donde la RAM electrónica es abundante y barata.



(a) Burst Assembly



(b) Burst Disassembly

Fig. 2.14. Ensamblado/desmontado del Burst en el nodo de borde de una red OBS.

En una red OBS se realiza la separación de los datos de la señales de control. Para cada Burst de datos, un paquete de control contiene la cabecera de información de un

paquete, la dirección destino del Burst, requerimientos de QoS, incluyendo la información de la longitud del Burst, el paquete de control es transmitido en un canal de control dedicado fuera de banda. Un paquete de control es significativamente más pequeño que un Burst, un canal de control es suficiente para portar los paquetes de control asociados con múltiples canales de datos (en el orden de los cientos, ejem.: un canal de control por cada fibra). Un paquete de control pasa a través de la conversión O/E/O en cada nodo intermedio OBS y es procesado electrónicamente para configurar la estructura fundamental de conmutación. Existe un tiempo de offset entre un paquete de control y el correspondiente Burst de datos para compensar el retardo de procesamiento y configuración, reservando los recursos requeridos para la transmisión de su Burst. Un camino óptico existe solo por la duración de un Burst. Si el tiempo de offset es suficientemente largo, el Burst de datos sería conmutado ópticamente y sin ser retardado en cualquier nodo intermedio de la red OBS. De esta manera no es necesario una RAM óptica o FDLs (Fiber Delay Lines) en cualquier nodo intermedio. Sin embargo, una granularidad a nivel de Burst conduce a una ganancia de multiplexación estadística la cual es ausente en una red OCS. Además, esto permite un menor overhead de control por bit que una red OPS.

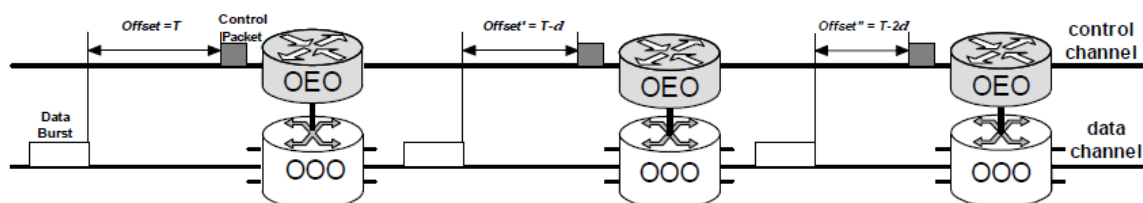


Fig. 2.15. Transmisión separada de los datos de la señal de control

Varias señalizaciones OBS y esquemas de reservación han sido propuestos tales como los mecanismos: Just in Time (JIT), Just Enough Time (JET), Tell and Go (TAG) y Tell And Wait (TAW) (30) (31) (32). Estos protocolos de reservación son cruciales para el rendimiento de las redes OBS. Estos esquemas de reservación principalmente difieren en la manera en que es gestionado el tiempo de offset entre el control y el correspondiente Burst de datos así como los tiempos para configurar los elementos de conmutación para enrutar los Burst entrantes. El protocolo JET es el protocolo más comúnmente usado debido a su flexibilidad y rendimiento como se verá en el apartado 2.4.4.

Como la tecnología OBS se basa en la multiplexación estadística para los Burst de datos, ocurren situaciones de contención debido a la reservación o conflictos de transmisión. Esto conduce a una alta probabilidad de pérdida de Burst, un tema de

desafío en la red conmutada a ráfagas es minimizar esta probabilidad. Este problema llega a ser más severo si la red soporta QoS o múltiples niveles de servicios (33) (34) (35) (36).

Tabla 2.2. Comparación de las diferentes tecnologías de red ópticas

Optical Switching Paradigm	Bandwidth utilization	Setup Latency	Switching Speed Req	Proc/sync. Overhead	Traffic Adaptive
Optical Circuit Switching	Low	High	Slow	Low	Low
Optical Packet Switching	High	Low	Fast	High	High
Optical Burst Switching	High	Low	Medium	Low	high

2.4.1 Arquitectura de red OBS

Una red OBS consiste de nodos OBS que son interconectados vía enlaces de fibra. Cada enlace de fibra tiene la capacidad de soportar múltiples canales de longitud de onda usando WDM. Los nodos en una red OBS pueden ser nodos de borde o nodos de core como se muestra en la figura 1.16.

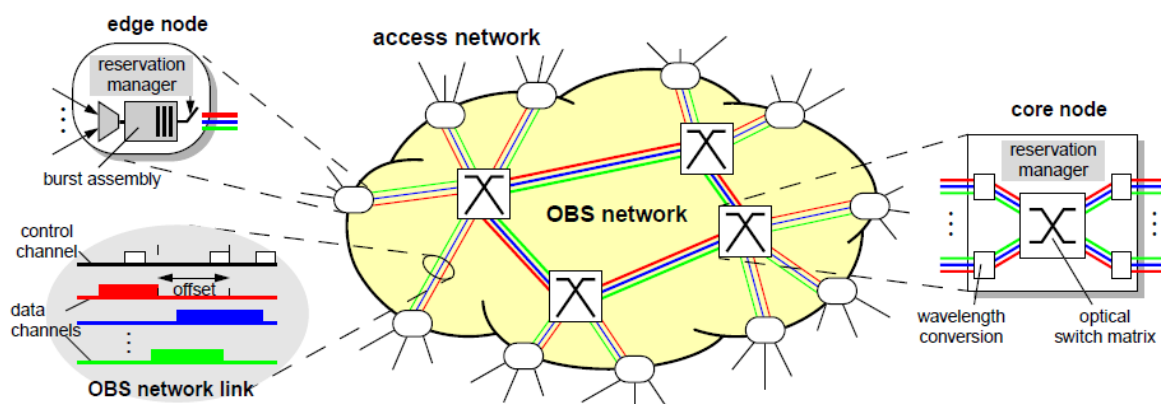


Fig. 2.16. Arquitectura de nodo y de red para una red OBS.

Los routers de borde ensamblan los paquetes eléctricos de entrada dentro de un Burst Óptico el cual es enviado sobre la red OBS de core. El router fuente de borde es referido como Ingress Node, y el router de borde de destino es referido como Egress

Node. El Ingress Node pre-ordena y agenda los paquetes entrantes dentro de buffers eléctricos de acuerdo a cada clase de paquete y dirección destino. Luego los paquetes son agregados dentro del Burst que son almacenados en buffers de salida. Los Burst son transmitidos ópticamente sobre los routers de core de la red OBS sin ningún almacenamiento en los nodos intermedios dentro de la red de core. El Egress Node, una vez recibe el Burst, desensambla el Burst en paquetes y entrega el paquete a las capas superiores (28).

2.4.1.1 Arquitectura del Router de Core

El router de core preliminarmente consiste de un Optical Cross Connect (OXC) y una Switch Control Unit (SCU). La SCU crea y mantiene una tabla de reenvío y es responsable de la configuración del OXC. Cuando la SCU recibe un BHP (Burst Header Packet), esta identifica el destino previsto y consulta la tabla de reenvío para encontrar el puerto de salida previsto. Si el puerto de salida está disponible cuando el Burst de datos llega, la SCU configura el OXC para entregarle el Burst de datos y pase a través de él. Si el puerto no está disponible, entonces el Burst que acaba de llegar es retirado o el actual Burst que está ocupando el puerto es segmentado o retirado dependiendo de la política de resolución de contención implementado en la red (apartado 2.4.3). En el caso de un Burst de datos ingresando al OXC antes que su paquete de control, el Burst es simplemente retirado (29).

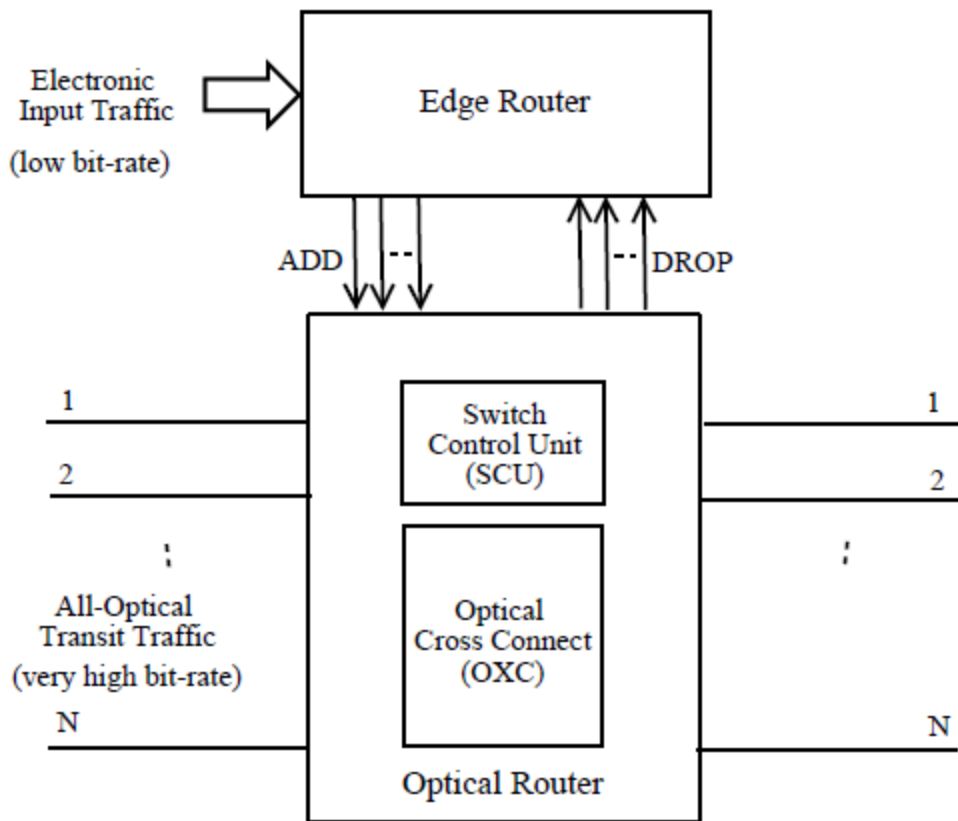


Fig. 2.17. Arquitectura del Router de Core

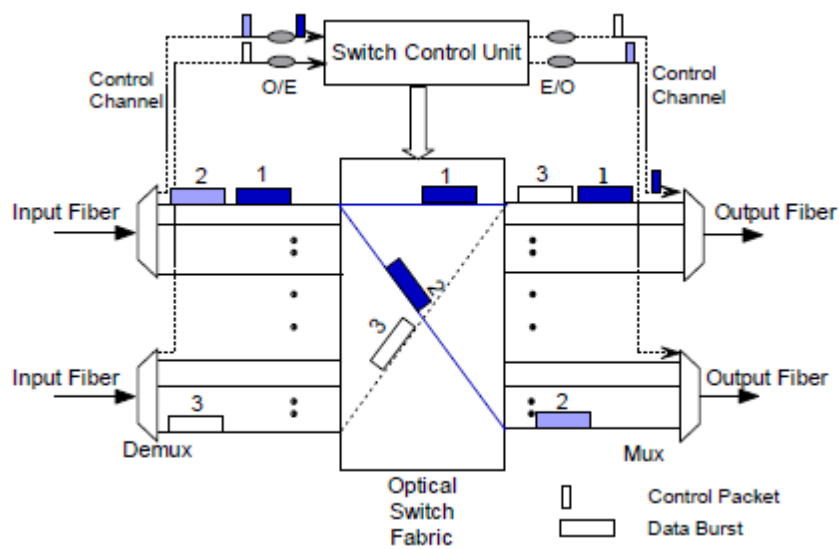


Fig. 2.18. Nodo OBS de Core

2.4.1.2 Arquitectura del Router de Borde

El Router de borde realiza la función de clasificación previa de paquetes, almacenando los paquetes y ensamblando paquetes dentro del Burst. La arquitectura de un router de borde consiste de un modulo de enrutamiento (RM), un ensamblador de Burst (BA) y un scheduler. El RM selecciona el apropiado puerto de salida para cada paquete y envía cada paquete al correspondiente modulo BA. Cada modulo BA ensambla los Burst consistiendo de paquetes que son direccionados a un Egress Node especifico. En el modulo BA los paquetes de datos están separados por colas por cada clase de servicio. El scheduler crea un Burst basado en una técnica de ensamblado de Burst y envía el Burst al puerto de salida. En el Egress router, el modulo desensamblado de Burst desensambla el Burst en paquetes y envía los paquetes a las capas superiores de red. (29).

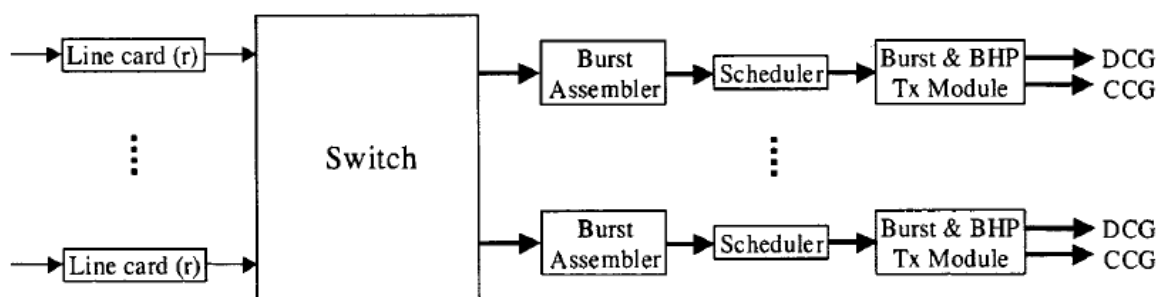


Fig. 2.19. Arquitectura Funcional de un Ingress Node.

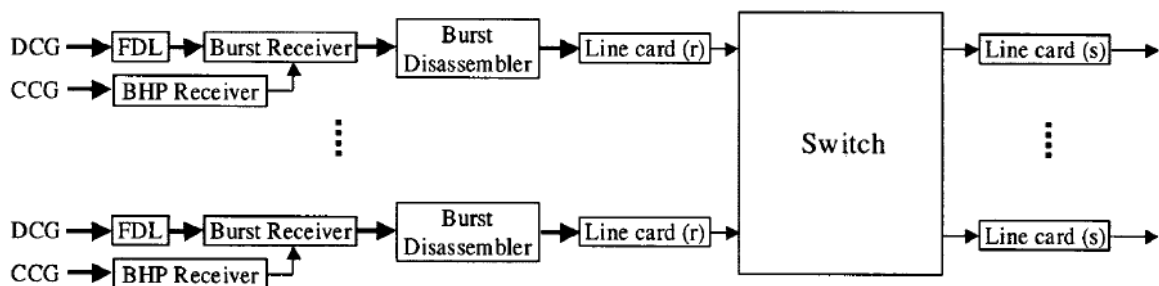


Fig. 2.20. Arquitectura Funcional de un Egress Node.

2.4.2 Ensamblado del Burst

El ensamblado de Burst es el procedimiento de agregar paquetes de varias fuentes, como routers IP dentro de Burst en el Ingress Node en una red OBS. La arquitectura de un típico Ingress Node OBS se muestra en la figura 1.21, donde la unidad de conmutación reenvía paquetes entrantes a la unidad de ensamblado del Burst. Los paquetes para el mismo Egress Node OBS son procesados en una unidad de

ensamblado de Burst. Usualmente, existe una cola de ensamblado designado a cada clase de tráfico (o prioridad). El Burst scheduler está a cargo de la creación de los Burst y de sus respectivos paquetes de control, ajustando el offset time para cada Burst, agendando Burst en cada enlace de salida y reenviando el Burst y su paquete de control a la red de core de OBS (22).

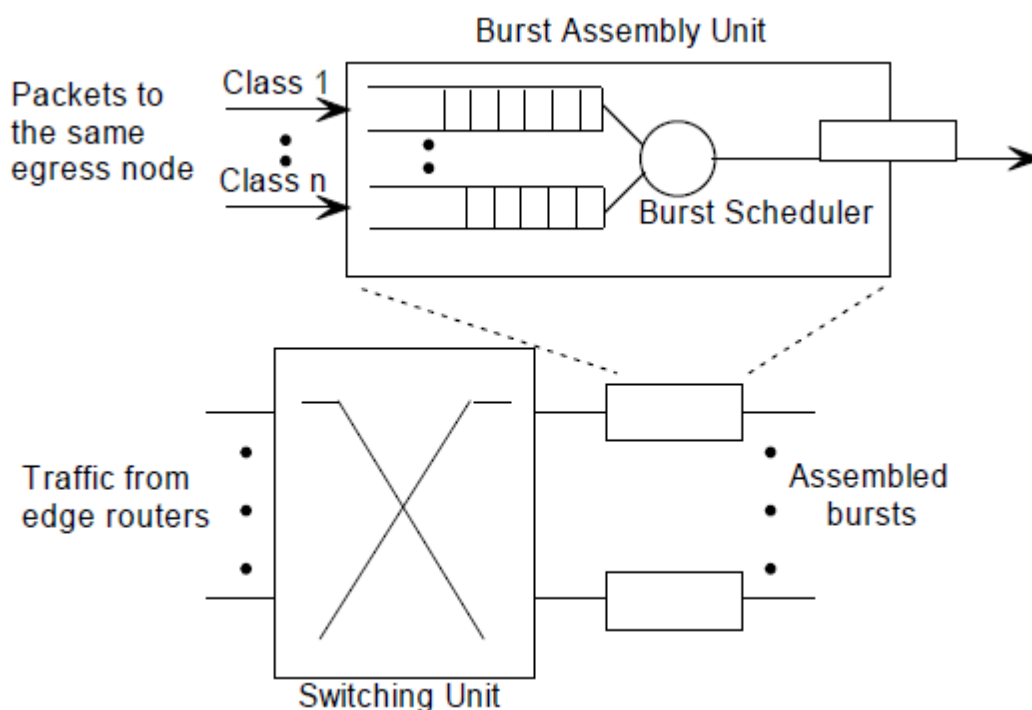


Fig. 2.21. Ensamblado del Burst en el Ingress Node

El ensamblado del Burst también llamado Bursificación es un factor importante que afecta el rendimiento de una red OBS específicamente en el retardo que un paquete experimenta durante el proceso de Bursificación antes que su asociado Burst sea transmitido. El impacto del proceso de bursificación en sesiones individuales TCP ha sido estudiando en (37).

Existen diversos mecanismos de ensamblaje de Burst y en la actualidad el ensamblar eficientemente paquetes IP en Burst en una red OBS es aun un tema abierto. A continuación se describen tres tipos de algoritmos de ensamblado de Burst (38).

The fixed-Assembly-Period (FAP) Algorithm, es un simple e intuitivo algoritmo de ensamblaje, el Ingress Node OBS ensambla paquetes IP que tienen el mismo destino y que llegan durante un periodo de ensamblado fijo dentro de un Burst y generando su correspondiente paquete de control.

The Adaptive-Assembly Period (AAP) Algorithm, por la descripción anteriormente el algoritmo FAP es muy rígido ya que no tiene en cuenta la situación actual del tráfico para adaptarlo adecuadamente al proceso de ensamblaje del Burst, incidiendo así negativamente en el rendimiento de la red. El Algoritmo AAP se diferencia del FAP dado que puede dinámicamente cambiar el valor del periodo de ensamblaje de cualquier cola en el Ingress Node de acuerdo a la longitud del Burst recientemente enviado.

The Min-BurstLength-Max-Assembly-Period (MBMAP) Algorithm, mientras no se quiera enviar Burst de datos que sean demasiado pequeños para reducir el overhead, se debe de enviar un Burst inmediatamente antes que el primer paquete IP que este en el Burst llegue a su deadline, de otra manera se generara un paquete de control cuando un Burst exceda la mínima longitud del Burst o cuando el periodo de ensamblaje sea alcanzado.

De los tres algoritmos citados anteriormente se ha demostrado mediante simulaciones que el algoritmo AAP es el mejor, ya que adapta los periodos de ensamblaje con los mecanismos de control de congestión del TCP. El ensamblado del Burst puede reducir la simultanea contención en la red de core y hacer el tráfico TCP más suave a una escala más corta, por consiguiente mejorar el rendimiento en términos de pérdida de velocidad y en datos efectivos que los destinos reciben (38).

2.4.3 Esquemas de Resolución de Contención

Los recursos de la resolución de contención es necesaria para manejar la reservación o los conflictos de conmutación en la red OBS. El enfoque de la resolución de contención tiene un efecto significativo en el rendimiento de la red en términos de pérdida de velocidad, retardo, y utilización de la red. La contención y la pérdida pueden ser reducidas implementando políticas preventivas o proactivas de resolución de contención.

En las redes conmutadas por paquetes eléctricos, la contención es resuelta usando la técnica de almacenamiento y reenvío, en la cual se requiere que los paquetes en contención sean guardados en memoria y enviados tiempo después cuando el puerto deseado este libre. En las redes OBS, las técnicas diseñadas para direccionar la resolución de la contención está incluida en uno o varios de los siguientes dominios:

Dominio de longitud de onda (Wavelength Conversion), usando la conversión de longitud de onda, un Burst de datos puede ser transmitido en un diferente canal de longitud de onda de la fibra de salida designada. Esta técnica es muy efectiva ya que provee un incremento en la capacidad de transmisión y optimo ya que el Burst no es retardado. Sin embargo, esta solución es algo cara ya que es necesario un rápido ecualizador de longitud de ondas (33).

Dominio del espacio (deflection routing), usando el deflection routing, un Burst de datos es enviado a una diferente fibra de salida del nodo y consecuentemente a una diferente ruta hacia su nodo destino. El Deflection routing es importante en las redes ópticas porque reduce los requerimientos de buffer ópticos sin embargo ofrece una mejora limitada para Burst de longitud variable (34). También, deflection routing causa que los Burst lleguen fuera de orden a los Egress Node, ya que para cada par de fuentes-destino el número de saltos tomados por diferentes Burst no son fijos. Previa investigación han demostrado que con carga ligera en la red, el routing deflection puede obtener un mal rendimiento. Sin embargo, si la carga de tráfico es alta, el deflection Burst decrementaría la eficiencia de la red (34).

Dominio del tiempo (Optical Buffering), un Burst puede ser retardado usando Fiber Delay Lines (FDLs) hasta que la situación de contención es resuelta. FDLs imita al encolamiento convencional retardando los Burst de datos forzándolos que vayan a través de una fibra óptica de una determinada longitud. FDLs da un retardo fijo el cual depende de la longitud de la fibra. En contraste con la memoria electrónica, FDLs no proveen acceso aleatorio a un específico paquete de datos en un tiempo de acceso arbitrario (35).

Segmentación del Burst, basado solamente en el agendamiento del Burst. Trata de minimizar el volumen de datos descartados por corte o reagendamiento de porciones de conflictos del Burst. En este esquema el Burst prioritario decide cual de los Burst en conflicto será segmentado (36).

Alcances combinados, la combinación de resolución de contención puede ser hecho combinando dos o más de las técnicas descritas anteriormente. Si se combina la longitud de onda, tiempo y espacio esto quedaría fuera de presentación que cualquier esquema solo. Sin embargo, si se requiere una solución barata, el uso de un mínimo de FDLs con deflacción por espacio es una buena solución (34).

En la siguiente tabla se muestra un resumen de los esquemas de contención citados

Tabla 2.3. Comparación de diferentes esquemas de resolución de contención.

Esquema	Ventajas	Desventajas
Wavelength Conversion	Baja pérdida de burst	Tecnología costosa
FDL Buffer	Tecnología simple y madura	Costoso y causa pérdida de potencia y ruido
Deflection Routing	No requiere hardware extra	Llegadas fuera de orden; posible inestabilidad
Burst segmentation	Alta eficiencia, baja pérdida de burst	Inmadura, muy complejo, retardo extra e incremento de señalización

2.4.4 Mecanismos de Reservación de Longitud de Onda

En una red OBS, durante el tiempo de offset, el paquete de control trata de reservar recursos para la transmisión del burst desde el Ingress Node hasta el Egress Node. Existen dos principales tipos de procesos de reservación y un nuevo agendamiento de canal preventivo (39) (40), los cuales son:

- Immediate Reservation
- Delayed Reservation
- Preemptive channel scheduling algorithms

Donde para el Immediate reservation se usa la técnica Just in Time (JIT) (41), para la técnica de Delayed reservation los más usados son: Horizon (42), Just Enough Time (JET) (43). De estas tres técnicas, se diferencia una de otra de su técnica de reservación del ancho de banda. JIT usa reservación inmediata, JET usa la técnica de reservación retardada y Horizon está entre las técnicas de reservación inmediata y retardada. De estas tres técnicas, JET es el mejor algoritmo que asegura un buen rendimiento de la red en términos de drop y retardo, respetando la calidad de servicio para cada tipo de tráfico existente en la red (44).

En el caso del Preemptive Channel Scheduling Algorithm (PCSA) en comparación con JET, PCSA obtiene un mayor rendimiento de la red en términos de mejora de la alta prioridad de tráfico considerando tráficos de diferentes clases de servicios, y en tasa de pérdida de bytes (40).

CAPITULO III ASIGNACIÓN DE ANCHO DE BANDA EN REDES EPON

Un tema crítico en la implementación eficiente de QoS en EPON es el algoritmo de asignación de ancho de banda. El objetivo general de la asignación del ancho de banda es que la asignación de los timeslots entre las ONUs en una red EPON se realice de una manera eficaz, eficiente y justa. Se menciona el uso del MPCP para arbitrar la transmisión de las ONUs; sin embargo, MPCP no especifica o refiere algún algoritmo de asignación de ancho de banda en particular (6). Más bien, MPCP provee una manera de comunicación entre la OLT y diferentes ONUs. Cada ONU reporta periódicamente el estatus de la ocupación de su buffer a la OLT y solicita la asignación de slots de tiempo. Una vez la OLT recibe el mensaje pasa esta información al modulo DBA, figura 2.1. El modulo DBA lleva a cabo el cálculo de la asignación del ancho de banda y genera los mensajes grant (mensajes que son llevados por el mensaje GATE; donde cada GATE debe llevar más de un mensaje grant).

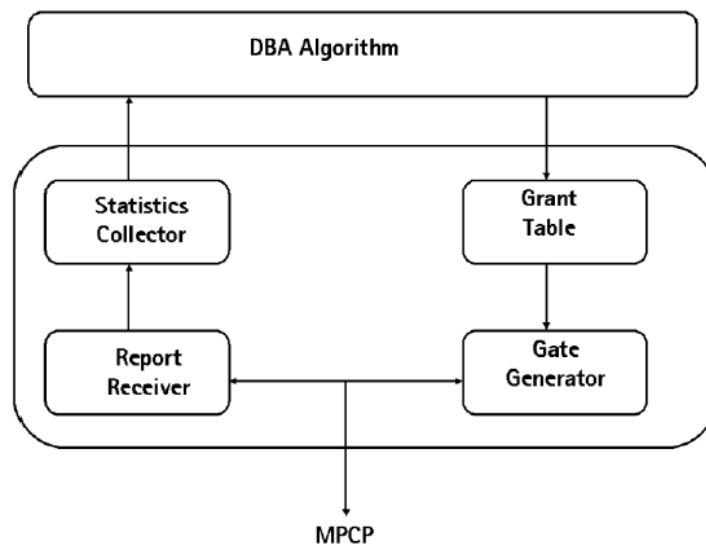


Fig. 3.1. Bloque de gestión en la OLT

3.1 Asignación de ancho de banda en redes EPON

El mecanismo de asignación de ancho de banda se basa en mensajes de concesión y solicitud, o GATE y REPORT en la terminología IEEE802.3ah. Ambos mensajes de GATE y REPORT son tramas de control MAC, los cuales son identificados por un valor predefinido de 88-08₁₆.

Un mensaje GATE es enviado desde la OLT a una ONU y es usado para asignar un slot de transmisión a dicha ONU. Un timeslot es identificado por un par de valores {startTime, length}. El valor para el startTime y length son decididos por un agente DBA o planificador, localizado en el cliente de control MAC, una subcapa fuera del alcance del IEEE802.3ah, figura 2.2. El valor del startTime y length son pasados para el proceso Gating de la OLT. El proceso Gating, formalmente especificado en el estándar, forma un mensaje GATE y transmite este a la ONU. En la ONU el mensaje GATE recibido es analizado y demultiplexado por el proceso Gating de la ONU, cual es responsable de permitir la transmisión para iniciarlo dentro del timeslot asignado por el mensaje recibido. Adicionalmente, una indicación del mensaje GATE recibido es pasada al agente DBA de la ONU para permitir llevar a cabo cualquier función necesaria específica del DBA como por ejemplo, seleccionar el orden de las tramas a ser enviadas. En efecto, en algunos algoritmos de scheduling, como los basados en los plazos de paquetes, el orden de las tramas dependerá del tiempo en cuando el timeslot inicia o del tamaño del timeslot (7).

Un mensaje REPORT es un mecanismo de retroalimentación usado por una ONU para comunicar su condición local (como la ocupación de su buffer) a la OLT para ayudar a la OLT a que realice una decisión inteligente de asignación de ancho de banda. Esta información pasada a la OLT es el número de colas de salida y su estado, el cual no es disponible por el MPCP, siendo el mensaje REPORT similar al mensaje GATE que es iniciado por el agente DBA como se ve en la figura 2.2.

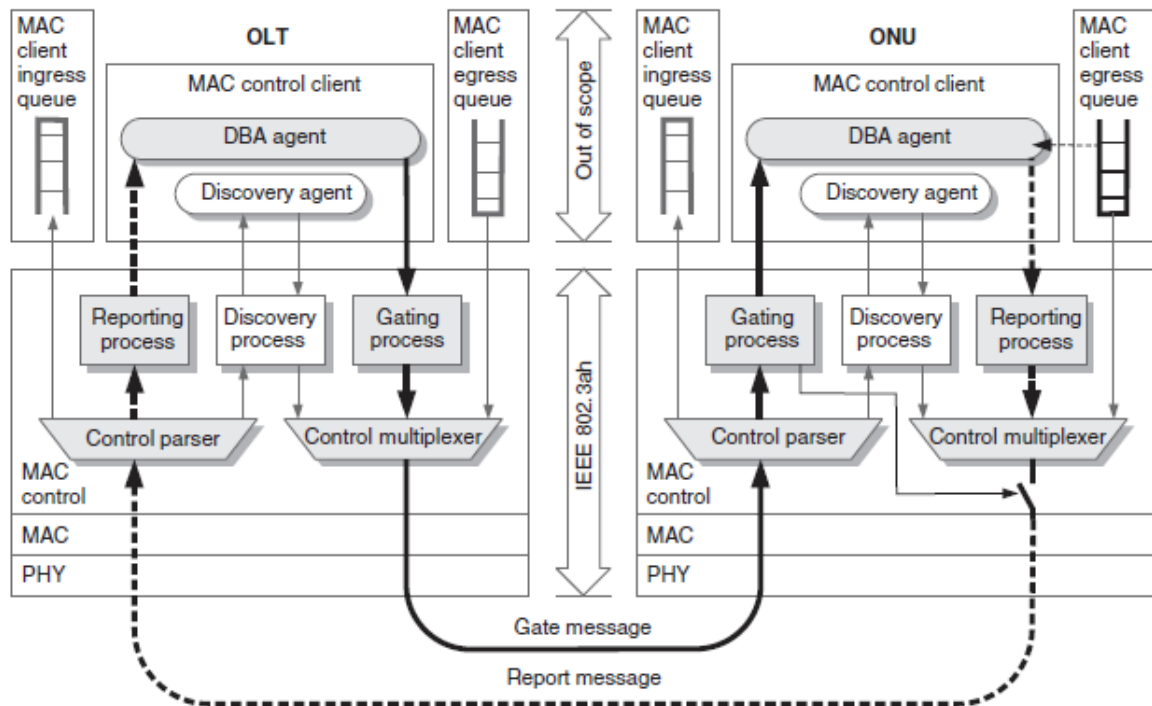


Fig. 3.2. Agentes y procesos envueltos en la asignación de ancho de banda.

Una interesante pregunta es como la OLT puede hacer seguro que la asignación de los timeslots a diferentes ONUs no se traslape. En un modo de asignación secuencial del timeslot, la OLT asigna un timeslot a la ONU i solo después de que los datos de la ONU $i-1$ han sido recibidos como se ve en la figura 2.3. Puede ser una asignación de timeslot simple, pero este sistema es muy ineficiente, porque después que un GATE ha sido enviado, el canal permanecerá inactivo por el tiempo entero del round trip time. Este tiempo inactivo es llamado tiempo de camino. En EPON, la distancia entre la OLT y una ONU puede alcanzar los 20 Km, entonces el tiempo de camino puede ser tan alto como $200\mu\text{s}$.

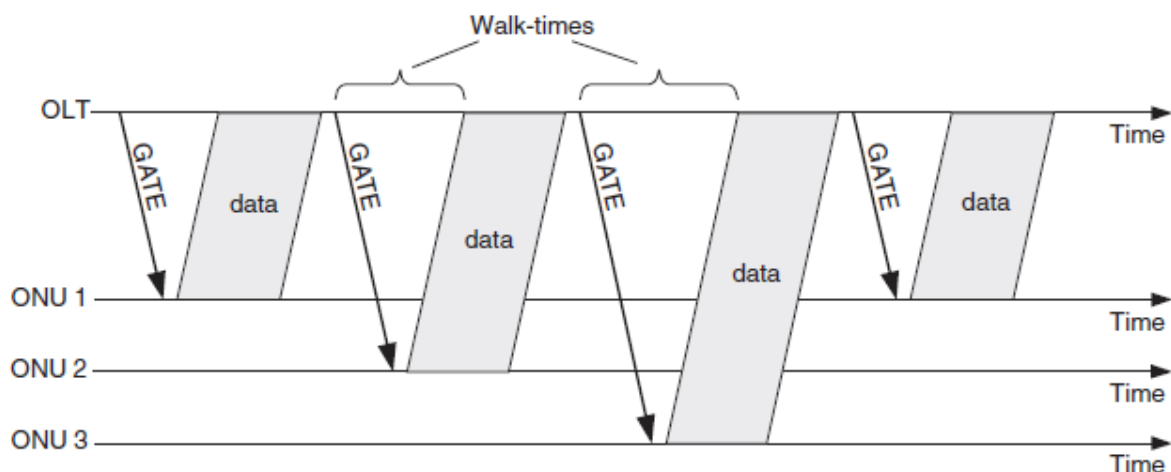


Fig. 3.3. Asignación secuencial del timeslot.

Para eliminar el tiempo de camino, MPCP dispone de una asignación de timeslot en modo pipelined. En este modo la OLT enviara un GATE a la ONU i antes de que los datos de la ONU $i-1$ hayan llegado como se ve en la figura 2.4. El modo pipelined requiere que la OLT conozca el round trip time de cada ONU. Sabiendo esto la OLT es capaz de calcular el tiempo futuro cuando todas las transmisiones pendientes se completaran y el canal de upstream quedara inactivo, y así agendar el inicio del siguiente timeslot a tiempo. La medida del round trip time de una nueva ONU conectada es una de las principales tareas del procedimiento de autodiscovery.

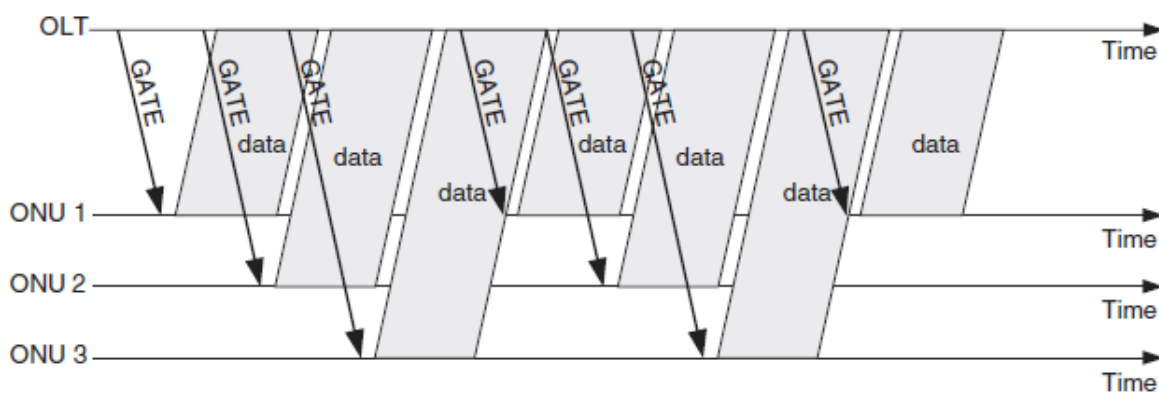


Fig.3.4. Asignación del timeslot en modo pipelined.

La medida del round trip time así como el timestamp de referencia se explica en (7).

3.1.1 IPACT

Se considerara el análisis de un simple algoritmo DBA (Dynamic Bandwidth Allocation) que provee multiplexación estadística para las ONUs. Este algoritmo DBA es basado en el método Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT: votación intercalada con tiempo de ciclo adaptativo).

El IPACT (9) se basa en un esquema de Polling (votación), para la entrega de datos encapsulados en tramas Ethernet desde una colección de ONUs a una OLT sobre una red de acceso PON, conectada la OLT a Internet. Para evitar la acumulación de las veces de camino en la red de los paquetes MAC de control asociado con el Polling (votación), se emplea un esquema interleaved (intercalado), donde múltiples solicitudes de Polling son solapados en tiempo.

A continuación se describe el comportamiento del agente DBA (donde se implementa el algoritmo IPACT) en la OLT y mostrando la operación del algoritmo en la figura 2.5.

```

Denote
tscheduled - time up to which the upstream channel has been scheduled
RTTi - round-trip time of the ith ONU
Tguard - the guard-band interval (constant)
TREPORT - time interval needed to transmit a report message (constant)
TON - laser-on time (constant)
TOFF - laser-off time (constant)
Tprocess - message processing delay (constant)
syncTime - synchronization interval including TACC, TCDR, and Tcode_group_align
maxLength - maximum limit on timeslot size (constant per ONU).
localTime - value of local MPCP clock

1   For every received REPORT i
2   {
3       startTime = tscheduled + Tguard
4       if startTime < localTime + Tprocess then
5           startTime = localTime + Tprocess

6       length = REPORT.length + TREPORT + TON + syncTime + TOFF
7       if length > maxLength then
8           length = maxLength

9       GATE = {startTime-RTTi, length, forceReport = true}
10      send GATE

11      tscheduled = startTime + length
12  }

```

Fig.3.5. Operación del agente DBA en la OLT

La OLT una vez habiendo recibido un mensaje REPORT de una ONU, el agente DBA calcula el nuevo parámetro del GATE, como el grant *startTime* y el grant *length*.

La OLT mantiene una variable *t_{scheduled}* la cual representa un tiempo futuro para el cual el canal de upstream ha sido agendado. Para mantener una alta utilización del canal de upstream, el agente DBA asigna inmediatamente el siguiente timeslot que es adyacente al timeslot ya asignado, con solo un intervalo de tiempo de guarda (*T_{guard}*) entre el final del timeslot asignado previamente y el inicio del timeslot que actualmente está siendo asignado, esta operación se realiza en la línea 3 de la figura 2.5.

El agente DBA necesita asegurarse que la ONU tendrá el suficiente tiempo para procesar el mensaje GATE recibido antes que el timeslot concedido sea programado para comenzar. Del proceso de recepción del GATE (ver Anexo A), sabemos que una ONU rechazara todos los grants que el intervalo de tiempo entre la recepción del GATE y el *startTime* del grant es menor que *min_processing_time*. También se sabe que la ONU ajusta su tiempo local con el valor del timestamp recibido con el mensaje GATE. Por tanto para asegurar que el tiempo de procesamiento es suficiente para una ONU, el agente DBA debe asegurarse que la diferencia entre el timestamp y el grant *startTime* es mayor que el *min_processing_time*. También hay un retardo adicional entre la creación de un mensaje GATE por el agente DBA y timestamping de este mensaje manejado por el

control multiplexer; este retardo sería debido al tiempo de procesamiento. Este retardo de la OLT junto con el $\text{min_processing_time}$ de las ONUs es tomado en cuenta en las líneas 4 y 5 para asegurar que el grant startTime no es cercano al T_{process} para el tiempo actual. La constante T_{process} representa la combinación entre el máximo retardo en la OLT y el $\text{min_processing_time}$ en la ONU. Por el estándar del IEEE el valor especificado del $\text{min_processing_time}$ es 1024 TQ o 16.384 μs .

Entre las líneas 6 y 8 se determina una disciplina particular de asignación de timeslot. El tamaño del timeslot concedido es establecido por el tamaño solicitado por la ONU mas algunas longitudes adicionales necesarios para el overhead de la capa física (T_{ON} , T_{OFF} , and SyncTime) y para la transmisión de un mensaje REPORT (T_{REPORT}).

Si el agente DBA permite que cada ONU envíe el contenido entero de su buffer en una sola transmisión, entonces las ONUs con mayor tamaño de buffer y alto volumen de datos puede monopolizar el ancho de banda total. Para evitar esto la OLT podría limitar el máximo tamaño de transmisión. Para esto, el agente DBA impone un máximo tamaño de timeslot que puede ser asignado a una ONU (maxLength). A esta programación de disciplina se le llama servicio limitado, donde el máximo tamaño de timeslot es limitado a una constante predefinida, existen disciplinas adicionales como: fija, cerrada, crédito constante, crédito lineal, y servicios elásticos (ANEXO B).

Una vez determinados los parámetros de startTime y length , el agente DBA forma un mensaje GATE, con un solo grant como se ve en la línea 9 de la figura 2.5, y pasa este mensaje al proceso de generación del GATE (ANEXO C) en la línea 10 de la figura 2.5 para la transmisión. Finalmente en la línea 11, el agente DBA actualiza su $t_{\text{scheduled}}$, al nuevo valor para el fin del timeslot asignado.

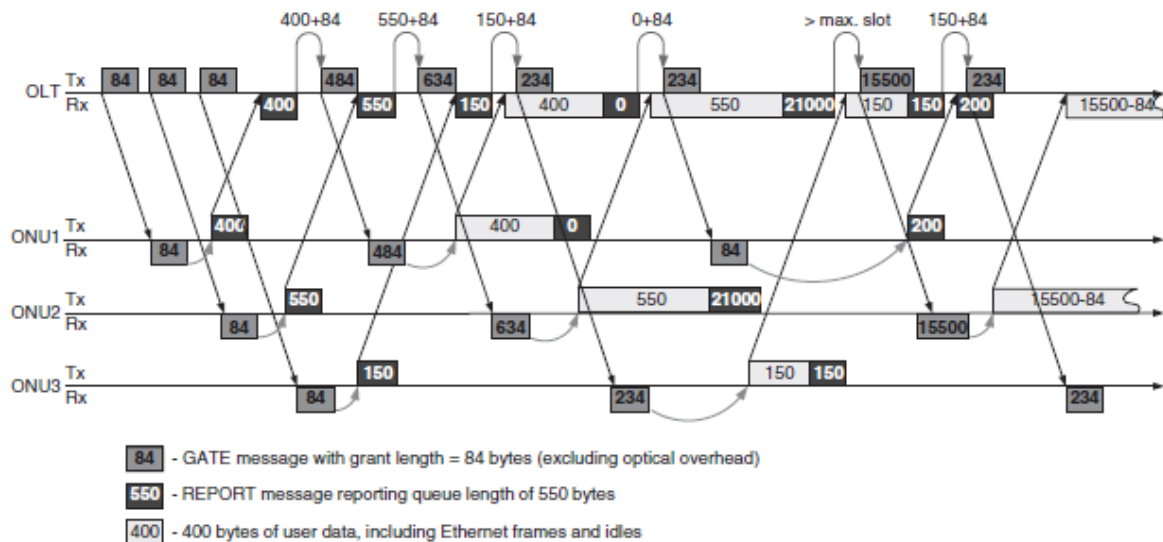


Fig. 3.6. Diagrama de tiempo de un servicio limitado en el algoritmo IPACT

En la figura anterior se presenta un diagrama de tiempo para el servicio gobernado por el algoritmo IPACT. Por la simplicidad de la ilustración, solo tres ONUs se han mostrado.

Como se menciono anteriormente, para la prevención de la monopolización del canal de upstream por una ONU con alto volumen de datos, debe haber una limitación de máximo tamaño de ventana de transmisión asignado para cada ONU. Donde el tamaño de ventana máxima de transmisión para una ONU es W_i^{\max} bits. La elección del valor específico de W_i^{\max} determina el máximo tiempo de ciclo de votación T^{\max} bajo condiciones de alta carga:

$$T^{\max} = \sum_{i=1}^N \left(G + \frac{W_i^{\max}}{R_N} \right) \quad (3.1)$$

Donde:

W_i^{\max} = Máximo tamaño de ventana para la ONU i^{th} en bits.

G = Intervalo de guarda en segundos.

N = Numero de ONUs,

R_N = Velocidad de la línea de EPON en bps.

En adición a el tiempo de ciclo máximo, el valor W_i^{\max} determina el ancho de banda garantizado disponible para la ONU $_i$. B_i^{\min} denota el ancho de banda garantizado para la ONU $_i$.

$$B_i^{\min} = \frac{W_i^{\max} - W^{REPORT}}{T^{\max}} \quad (3.2)$$

CAPITULO IV

METODO DE ACCESO AL MEDIO EN LA RED OBS

Para que los paquetes de datos que entran a la red OBS puedan acceder al medio en la red OBS, tal como se vio en el apartado 2.4. Es necesario que primeramente estos paquetes de datos se ensamblen en Burst dependiendo del algoritmo de ensamblado empleado en el Ingress Node que son: Algoritmo con periodo de ensamblado fijo, algoritmo con periodo de ensamblado adaptativo y Algoritmo de mínima longitud del Burst y máximo periodo de ensamblado. También es necesario reservar una longitud de onda o camino (LightPath) desde el Ingress Node hasta el Egress Node y para ello se plantearon los diferentes mecanismos de reservación de longitud de onda: JIT, JET, Horizon y PCSA, de los cuales el mayormente implementado es el JET. Y por ultimo para los elementos de red de core es necesario resolver la contención para evitar la pérdida de bursts, se vieron tres técnicas de resolución: Wavelength Conversion, Deflection Routing y Optical Buffering.

El ensamblado del Burst afecta en el rendimiento de una red OBS específicamente en el retardo que un paquete experimenta durante el ingreso a la cola de un Ingress Node hasta que es transmitido y llegue al Egress Node. Por tal, la presente tesis se basara solo en el estudio de estas técnicas de ensamblado del Burst para así ver la adaptación de la red OBS con la red EPON.

4.1 Impactos del algoritmo de ensamblado de burst

Para la red OBS, donde los nodos de Core no tienen buffers, el proceso de ensamblado/desensamblado de Burst en los nodos de borde tiene un gran impacto en el rendimiento de la red extremo a extremo.

Del apartado 2.4.2, de los tres algoritmos presentados, se pueden resumir en dos tipos de técnicas para el ensamblado de Burst, una en el que se considera solo un T_{max} (tiempo máximo para ensamblar un Burst) y la otra en que se considera una combinación de $T_{max} - L_{min}$ (Tiempo máximo de ensamblar un Burst y longitud mínima para formar un Burst) para el ensamblado del Burst (45). De estos dos tipos de técnicas para la presente Tesis nos basaremos en la técnica de ensamblado de Burst en T_{max} . Los paquetes IP dentro del payload de un mismo Burst pertenecientes a una misma clase, se pueden tratar de dos diferentes maneras de acuerdo a la información de multiplexación adoptado

en la capa superior, asumiendo la información organizada en flujos como pasa en el tráfico TCP:

- Ensamblado por Flujo, un Burst óptico contiene datos de un mismo flujo. El encolamiento por flujo es necesario en el Ingress Node.
- Ensamblado por flujo mixto, un Burst puede contener información de diferentes flujos de la misma clase. El encolamiento por calidad de servicio es necesario en el Ingress Node.

La implementación del ensamblado por flujo mixto es más sencilla que la de ensamblado por flujo y es por tal que la presente Tesis se basa en el análisis de la técnica de T_{max} con ensamblado por flujo mixto.

De acuerdo a las pruebas de simulación realizadas en (46) donde analizan el rendimiento de una red híbrida EPON/OBS, donde asumen diferentes valores de T_{max} de 0.5 ms, 2 ms y 4 ms, se demuestra que incrementando el T_{max} todos los flujos parecen compartir la misma cantidad de ancho de banda y el mejor throughput se alcanza con un T_{max} igual a 2 ms, como se puede ver en las siguientes figuras.

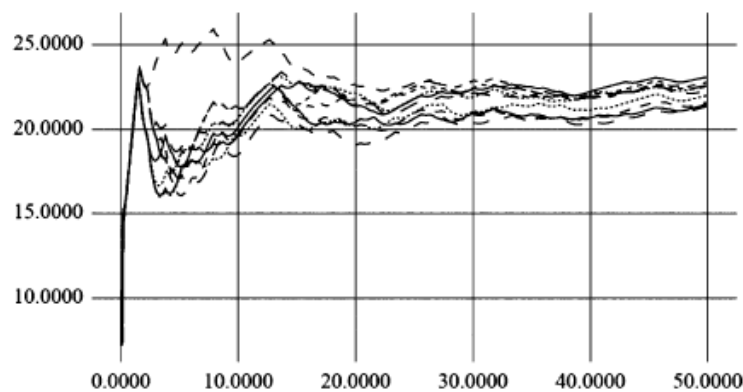


Fig. 4.1. Promedio de Throughput (Mbps) TCP vs. Tiempo (s) para $T_{max} = 0.5$ ms

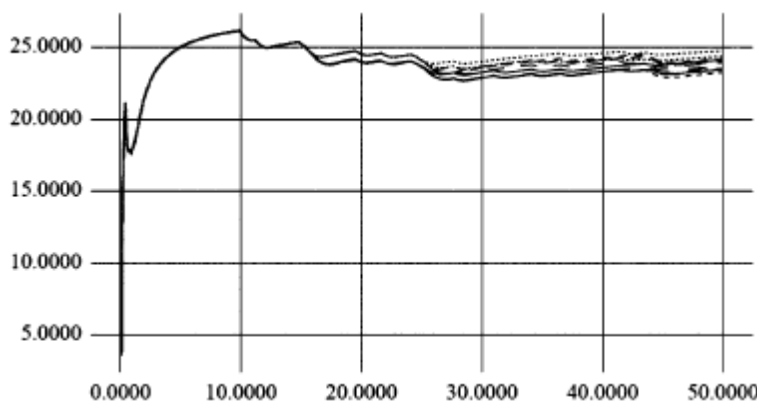


Fig. 4.2. Promedio de Throughput (Mbps) TCP vs. Tiempo (s) para $T_{max} = 2$ ms.

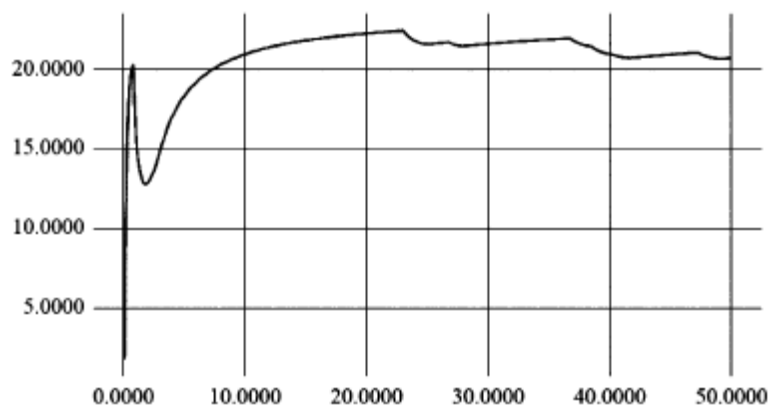


Fig. 4.3. Promedio de Throughput (Mbps) TCP vs. Tiempo (s) para $T_{\max} = 4$ ms.

De esto último para el objetivo de integrar la red de acceso de banda ancha EPON con la red de core OBS, se debe plantear un T_{\max} de 2 ms para ensamblado de Burst y así asegurar el mejor rendimiento para la red OBS.

CAPITULO V

INTEGRACION DE LAS REDES EPON - OBS

De la técnica de asignación de ancho de banda vista en el capítulo 3 para las redes EPON y de los métodos de acceso al medio visto en el capítulo 4 para la red OBS, encontramos que ambas tecnologías se basan en el tiempo para poder acceder al medio. Para la red EPON, en la ONU durante la duración de su timeslot está permitido de transmitir todos los paquetes de datos que tenga. Y para la red OBS, teniendo en cuenta el tiempo máximo para ensamblar y enviar un Burst al puerto de salida para su transmisión hacia el destino determinado.

5.1 Análisis del estado actual de la integración de las redes EPON - OBS

La red EPON implementada con el IPACT como DBA se basa en la votación de todas las ONUs de manera cíclica como se vio en el apartado 3.1.1 vaciando las colas de cada ONU de acuerdo al algoritmo Intraqueue implementado en la ONU para ser enviadas a la OLT. Para la red OBS, el envío y generación de los Burst se basa en el elemento de red destino de la red OBS (Egress Node) a quien será dirigido el Burst.

En la red EPON cada ONU envía todos los paquetes de datos que pueda enviar durante la duración de su timeslot sin importar los destinos de todos los paquetes que están encolados en las ONUs y de la misma forma la OLT recibe todos estos paquetes encolándolos y enviados al Ingress Node de la red OBS. El Ingress Node en un periodo dado recibe paquetes IP para diferentes destinos y con estos paquetes trata de armar el Burst para enviarlo al Egress Node respectivo. Con la manera en que EPON con el IPACT envía los paquetes a la red OBS, la red OBS no alcanzara un buen rendimiento ya que no podrá formar los Burst (en el tiempo máximo, T_{max}) completamente llenos de datos para un mismo destino ocasionando así un alto padding en cada Burst formado.

Es por ello que para alcanzar un mejor rendimiento de la red conformada por la integración de la red de acceso EPON con la red de core OBS es necesario estandarizar la metodología por la cual se vaciaran las colas de cada uno de los elementos de red de borde (ONU, OLT, Edge Node OBS) para la transmisión de sus paquetes hasta el destino esperado, asegurando una calidad de servicio extremo a extremo.

5.2 Requerimientos a desarrollar para una óptima integración de las redes EPON – OBS ¹

Para la integración de la red EPON con la OBS se define un nuevo elemento de red como interfaz entre estas redes, a esta interface la llamaremos OBS-PON Proxy como se ve en la figura 4.1. (OBS-PON Proxy puede ser implementado físicamente como un nuevo elemento de red o lógicamente dentro de la OLT como una función/proceso en los procesos de generación y lectura de GATEs y REPORTs respectivamente) Para mantener los requerimientos de QoS, el proxy necesita monitorear algunas de las características del tráfico entrante a la red EPON. Para este propósito es necesario establecer un protocolo de señalización entre el QoS proxy y las ONUs para que el QoS Proxy pueda obtener información de los destinos y algunos parámetros de QoS del tráfico que viene llegando a las ONUs. Entonces, el QoS Proxy debe publicar a cada ONU que tráfico será concedido en cada ciclo de votación para que sea transmitido. Este protocolo de señalización no debe modificar el actual protocolo estándar (MPCP), el protocolo de señalización debe de correr en concordancia con el protocolo estándar envuelto en la arquitectura y ser compatible con la misma.

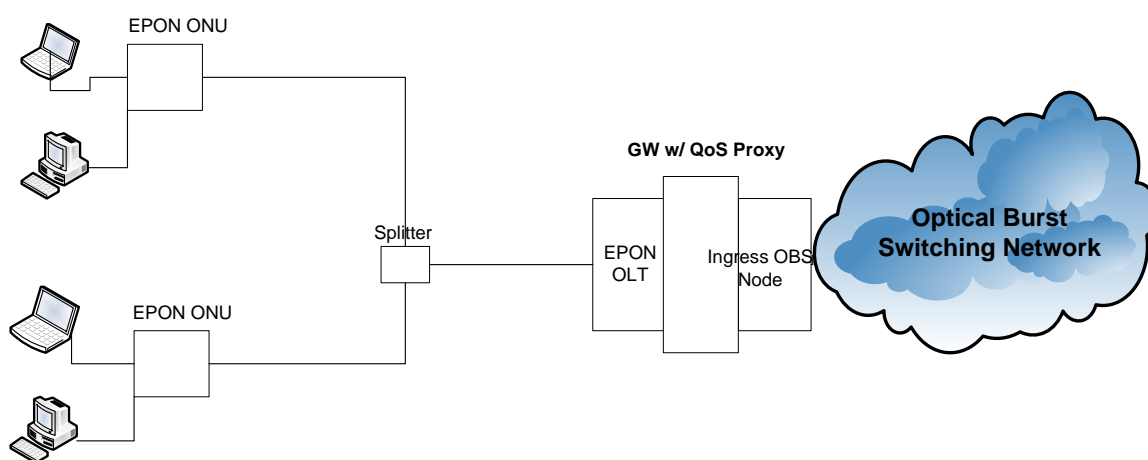


Fig. 5.1. Arquitectura general EPON – OBS

Para implementar el protocolo de señalización entre el QoS proxy y la ONU es necesario agregar funciones a los procesos de reporte y concesión de la OLT y las

ONUs. Una manera de implementar este protocolo de señalización es como lo indica en (47) donde proponen usar los bits de padding o bits reservados de los mensajes REPORT y GATE para los propósitos de la señalización. En el mensaje REPORT, los bits extras serian usados para notificar al OBS-PON Proxy los destinos de los paquetes actualmente guardados en las colas de prioridad de las ONUs. Similarmente en el mensaje GATE, los bits extras son usados para notificar a las ONUs acerca de los destinos y prioridades/clases de servicio de las tramas que preferiblemente deben ser transmitidas en el siguiente periodo de concesión.

Fields	Octets	Fields	Octets
Destination address (DA)	6	Destination address (DA)	6
Source address (SA)	6	Source address (SA)	6
Length/Type = 88-08 ₁₆	2	Length/type = 88-08 ₁₆	2
Opcode = 00-03 ₁₆	2	Opcode = 00-02 ₁₆	2
Timestamp	4	Timestamp	4
Number of queue sets	1	Number of grants/flags	1
Report bitmap	[1]	Grant #1 start time	[4]
Queue #1 report	[2]	Grant #1 length	[2]
Queue #2 report	[2]	Grant #2 start time	[4]
Queue #3 report	[2]	Grant #2 length	[2]
Queue #4 report	[2]	Grant #3 start time	[4]
Queue #5 report	[2]	Grant #3 length	[2]
Queue #6 report	[2]	Grant #4 start time	[4]
Queue #7 report	[2]	Grant #4 length	[2]
Queue #8 report	[2]	Pad = 0	15/39
Pad = 0	0-39	Frame check sequence (FCS)	4
Frame check sequence (FCS)	4		

Mensaje Report Mensaje Gate

Fig. 5.2. Formato de mensajes Report y Gate

Las funciones a agregar en los procesos y agentes que componen la ONU y la OLT (Figura 4.3) para que implementen este protocolo de señalización deben cumplir con el modelo de asignación del ancho de banda en redes EPON, tal como se vio en el capítulo III. Estas funciones deberán implementarse en los procesos: Gating process, DBA Agent, Reporting process y Control Multiplexer de la ONU y OLT ya que los mensajes Report y

Gate son analizados, procesados y llenados en todos los procesos anteriormente mencionados.

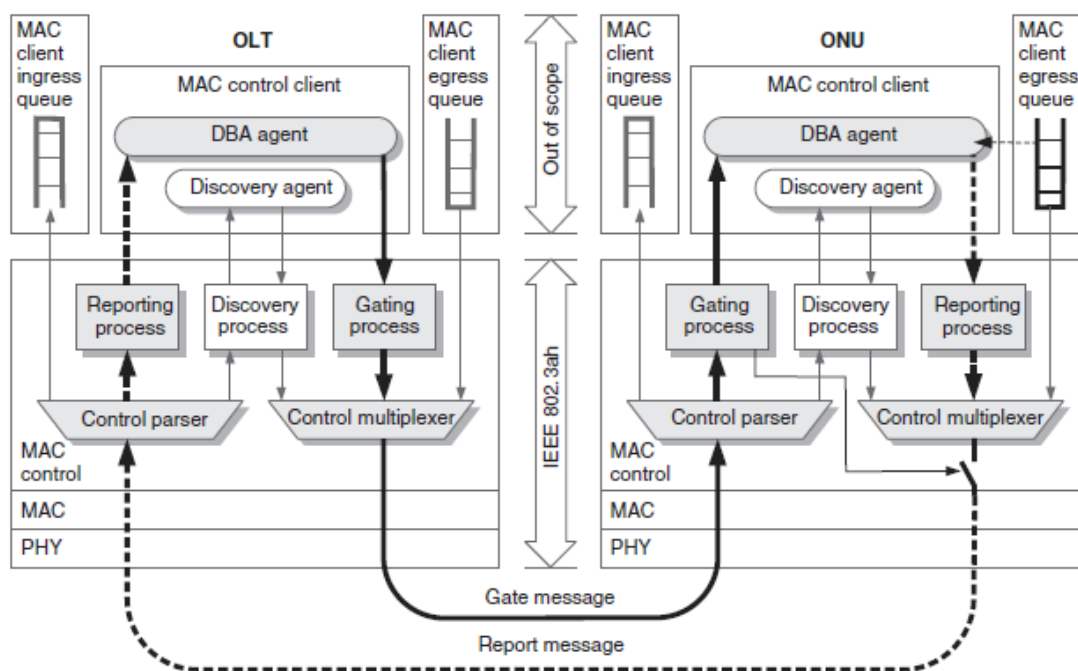


Fig. 5.3. Procesos y agentes envueltos en la asignación del ancho de banda

Para implementar y simular una red EPON se debe contar con un software de simulación de sistemas de comunicaciones como el NS-2 o el Opnet Modeler.

El protocolo de señalización a implementarse en la red EPON permitirá que la OLT tenga suficiente información para decidir sobre que paquetes deben ser primeramente enviados por las ONUs para que así estos paquetes sean enviados a la red OBS y pueda ensamblar Burst de manera óptima. La información extra que tendrá la OLT con el protocolo de señalización son los destinos que quieren alcanzar los paquetes encolados en las ONUs. Para procesar esta información extra con la información de la cantidad de paquetes o bytes que tiene cada ONU en sus colas esperando ser transmitidos, es necesario también implementar un nuevo algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico en la red EPON que pueda calcular el startTime, Length y comparar que destinos son los solicitados para así mediante el mensaje GATE indicar a las ONUs en que momento iniciar la transmisión de sus paquetes, por cuanto tiempo pueden transmitir y que paquetes primeramente deben ser transmitidos. Este algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico debe cumplir con los siguientes objetivos:

- a) Controlar los destinos de los paquetes que han sido informados con el mensaje REPORT (soportando el protocolo de señalización) para intentar sincronizar el envío de datos desde las ONUs.
- b) El algoritmo tiene que determinar el tráfico de tiempo real prioritario para transmitirse. Pero posteriormente es la ONU quien realmente se encarga de planificar de que cola se transmite.
- c) Minimizar el retraso extremo a extremo con diferenciación de servicios haciendo que el algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico tenga en cuenta la red metropolitana OBS.

Según el esquema de los procesos y eventos que conforman los elementos de red de una EPON, El algoritmo de asignación de ancho de banda deberá ser implementado en el proceso DBA Agent de la figura 4.3.

Con la implementación del protocolo de señalización en los mensajes GATE y REPORT se tendrá un mejor control de los destinos y los requerimientos de QoS de los paquetes que llegan a las ONUs para así ser enviados a la OLT y posteriormente en el Ingress Node crear los Burst con la mayor cantidad de paquetes de datos posibles dentro del periodo máximo (2 ms) para alcanzar un mayor rendimiento de la red OBS en términos de overhead, retardo extremo a extremo y uso de la red.

Como se ve en la figura 4.3, estos procesos y agentes se pueden implementar y simular en Opnet Modeler donde nos permite proponer una jerarquía de diseño que rige los modelos implementados en este software. La organización en niveles de jerarquía del simulador permite al usuario plantear las simulaciones desde el modelo de red, especificar su configuración en el modelo de nodos y programar el funcionamiento de cada parte en el modelo de procesos.

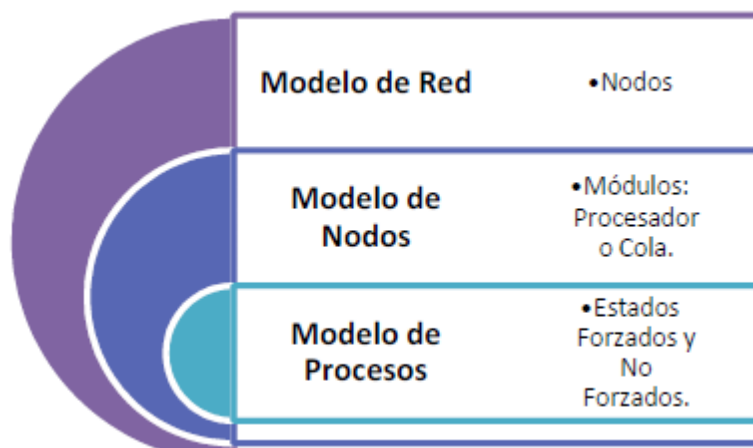


Fig. 5.4. Niveles de jerarquía de diseño del simulador Opnet Modeler

En donde, en el modelo de red se definen las redes y subredes del sistema a simular a partir de la interconexión de nodos o elementos de red. El modelo de nodos (editor de nodos) permite definir la estructura interna de cada uno de los elementos de red, basados en la interconexión de módulos. Finalmente, el modelo de procesos, es la base del sistema de modelado y permite al usuario programar directamente en lenguaje C++ las funciones de cada modulo que definen el comportamiento de cada nodo en la red.

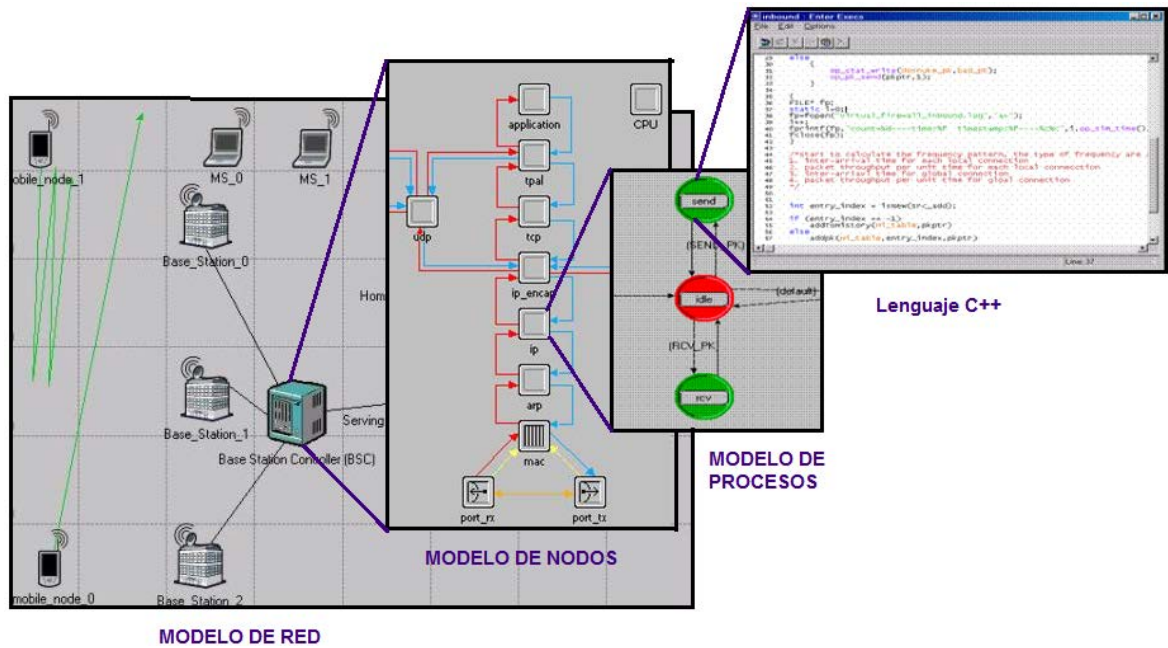


Fig. 5.5. Niveles de jerarquía de diseño

Para implementar la red EPON en Opnet, en el modulo de red de Opnet se ha diseñado un escenario de red con 16 ONUs, 1 elemento pasivo (divisor) y la OLT en donde en cada uno de ellos están interconectados las fuentes generadoras de tráfico.

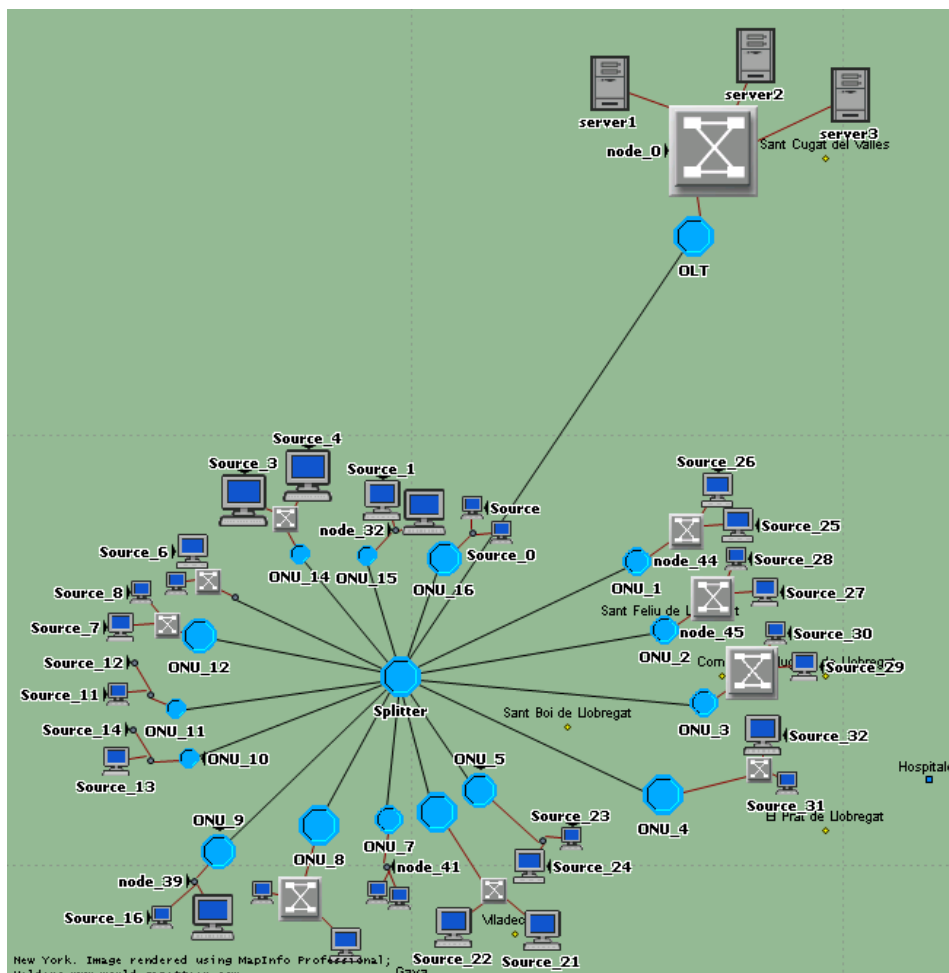


Fig. 5.6. Topología de una red EPON en Opnet

Para el diseño e implementación de los modelos de nodos ONU y OLT se deben cumplir con los procesos y agentes estándares que rigen la implementación de dichos elementos de red como se ha visto en la figura 4.3. Para cumplir con dichos procesos se ha desarrollado en el modelo de nodos de Opnet los diferentes módulos que implementan la ONU y OLT como se puede ver en la figura 4.7.

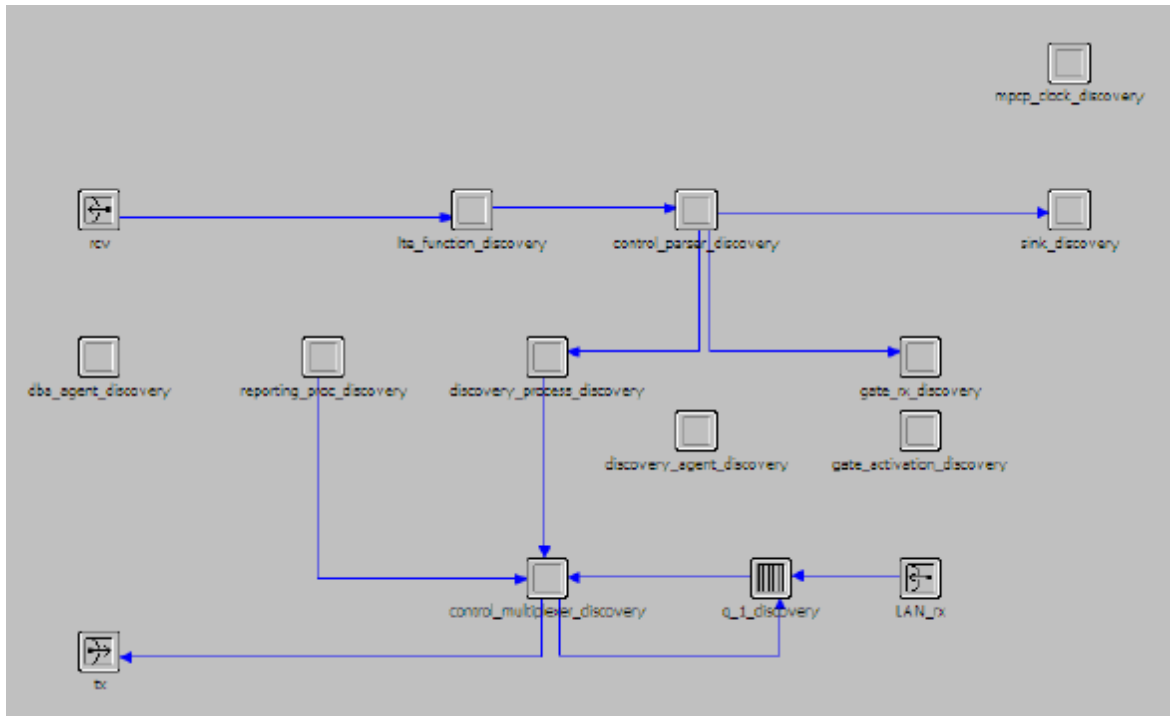


Fig. 5.7. Implementación de ONU y OLT a nivel de nodos en Opnet

¹ El autor de la presente Tesis, durante sus estudios de Maestría en la Universidad Politécnica de Catalunya participo en el proyecto internacional de investigación bajo la cobertura de la red de excelencia Euro-NF de la comisión Europea, proyecto líder en la investigación sobre el Internet del futuro.

CONCLUSIONES

EPON y OBS como redes independientes vienen desarrollándose e implementándose rápidamente (EPON en Corea del Sur, Japón, USA y Europa), cada tecnología de red implementando la forma en que tratara los paquetes/tramas para asegurar QoS extremo a extremo dentro del dominio de su red. Pero para los nuevos servicios o aplicaciones de capas superiores que vienen desarrollándose que son sensibles al delay, jitter como el e-health, e-science, e-government y e-business que traen una mejora en la calidad de vida de la sociedad se necesita asegurar una calidad de servicio extremo a extremo desde el usuario hasta el servidor del servicio usado y viceversa.

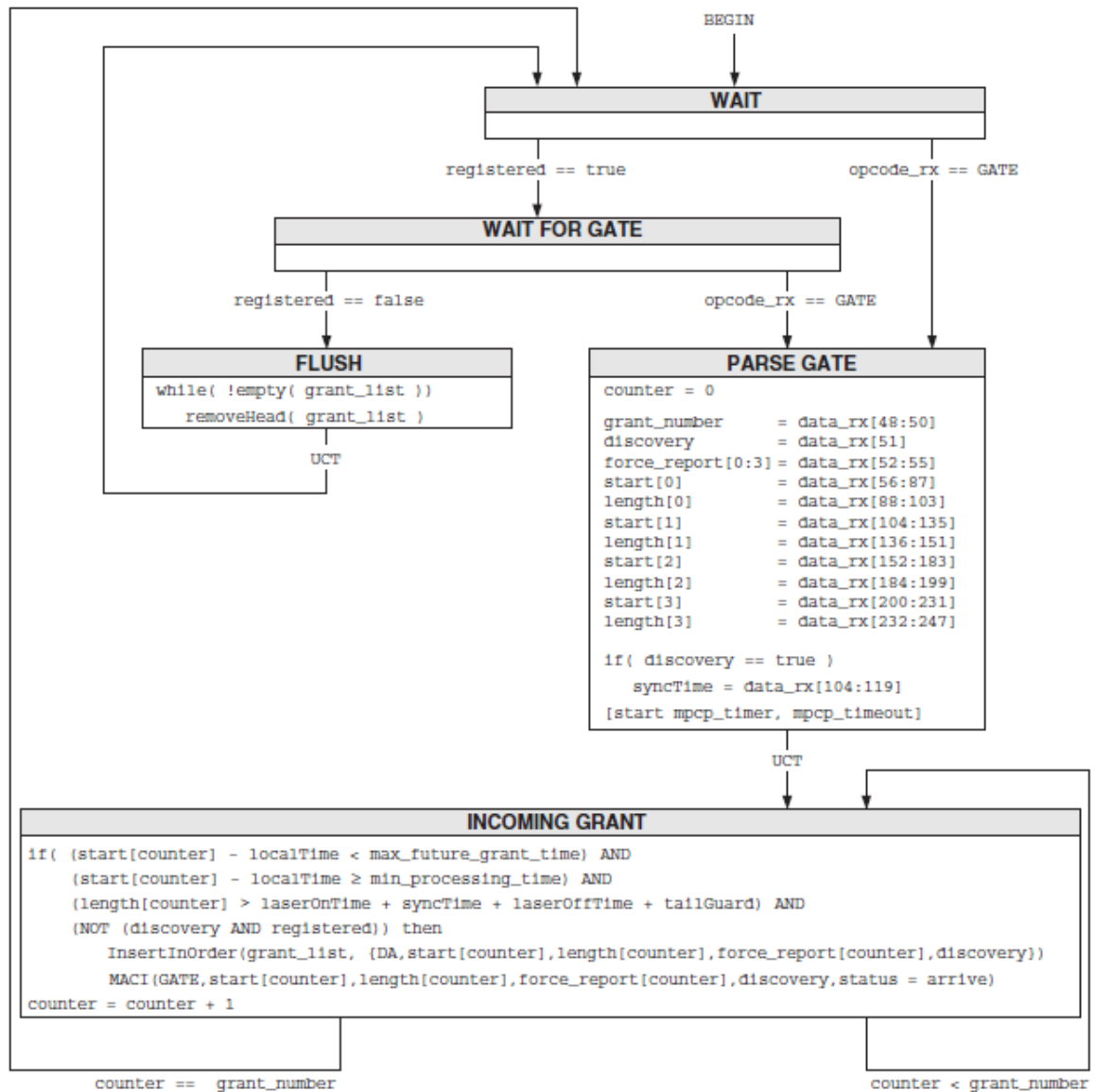
En esta presente Tesis, se analizo las técnicas de acceso al medio y la forma en que aseguran la calidad de servicio cada una de las tecnologías de red EPON y OBS encontrándose que a la fecha ambas tecnologías ópticas empleándose como red de acceso y red de core/metropolitano no se han desarrollado técnicas unificadas de acceso al medio de transmisión para asegurar una calidad de servicio extremo a extremo. Por tal, se propone un protocolo de señalización que se implementara en la ONU, OLT en donde la ONU dentro de cada mensaje REPORT enviado a la OLT además de informar el estado de sus colas informara de los destinos y las QoS esperadas de los paquetes almacenados en sus buffers a la espera de ser transmitidos y la OLT sabiendo esta información enviar mensajes GATE donde informara a la ONU que en su siguiente periodo envíe paquetes con un destino y una QoS específica para que así la OLT envíe todos estos paquetes al Ingress Node de la red OBS y pueda formar los Burst donde cada Burst estará completamente lleno de paquetes de información (sin padding) dentro del periodo máximo de generación de Burst que es de 2 ms. Este protocolo de señalización debe de correr en concordancia con el protocolo estándar envuelto en la arquitectura (MPCP) y ser compatible con la misma.

Tal como se ha demostrado en la presente Tesis, también es necesario desarrollar un nuevo algoritmo de asignación de ancho de banda dinámico para la red EPON en concordancia de integración con la red OBS y simularlo en simuladores potentes de red

como OPNET que para el caso del desarrollo de la presente Tesis no se pudo contar con dicho software para la simulación de las redes EPON-OBS por limitaciones de presupuesto.

ANEXO A

Estado de recepción del GATE de la ONU



ANEXO B

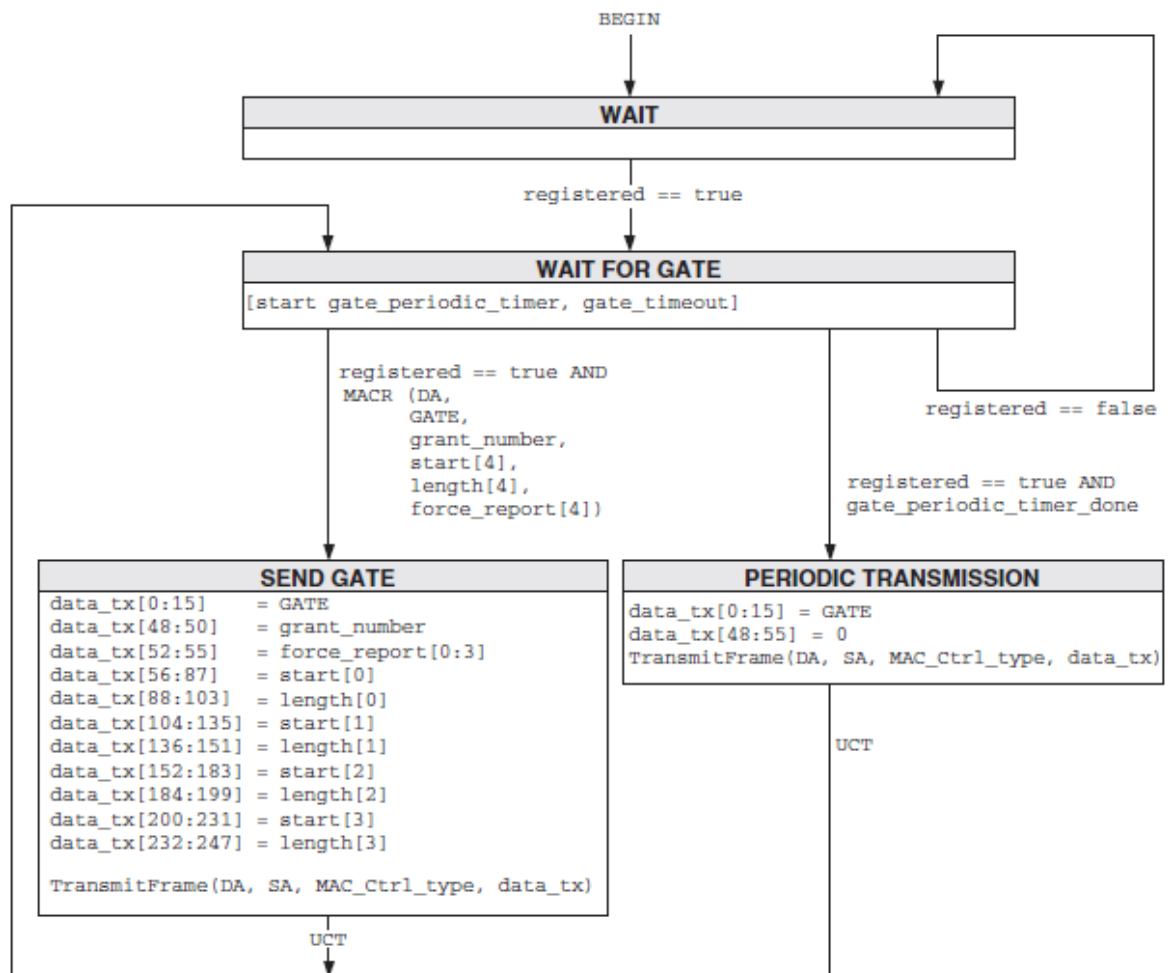
Tabla de disciplinas de servicios para solicitud de máxima ventana.

Service	Formula	Description
Fixed	$w_{i,k} = W^{\max}$	This scheduling discipline ignores the requested window size and always grants the maximum window. As a result, it has a constant cycle time T^{\max} . Essentially, this approach corresponds to the SSA PON system described in Chap. 14. It is shown here only for comparison.
Limited	$w_{i,k} = \min \begin{cases} v_{i,k} \\ W^{\max} \end{cases}$ $v_{i,k} = \text{requested window size}^*$	This discipline was discussed in detail in the beginning of Sec. 15.1. It grants the requested number of bytes, but no more than W^{\max} . It is the most conservative scheme and has the shortest cycle of all the schemes.
Gated	$w_{i,k} = v_{i,k}$	This service discipline does not impose the W^{\max} limit on the granted window size; i.e., it will always authorize an ONU to send as much data as it has requested. Of course, without any limiting parameter, the cycle time may increase unboundedly if the offered load exceeds the network capacity. In this discipline, such a limiting factor is the buffer size Q ; that is, an ONU cannot store more than Q bytes, and thus it will never request more than Q bytes.
Constant credit	$w_{i,k} = \min \begin{cases} v_{i,k} + \text{const} \\ W^{\max} \end{cases}$	This scheme adds a constant credit to the requested window size. The idea behind adding the credit is the following: assume that x bytes arrived between the time when an ONU sent a REPORT and received the grant. If the granted window size equals the requested window + x (i.e., it has a credit of size x), then the D_{GRANT} delay component will be zero for these x bytes and the total delay will be shorter.
Linear credit	$w_{i,k} = \min \begin{cases} v_{i,k} \times \text{const} \\ W^{\max} \end{cases}$	This scheme uses a similar approach to the constant credit scheme. However, the size of the credit is proportional to the requested window. The reasoning here is the following: LRD traffic possesses a certain degree of predictability (see [PW00]); i.e., if we observe a long burst of data, then this burst is likely to continue for some time into the future. Correspondingly, the arrival of more data during the last cycle time may signal that we are observing a burst of packets.
Elastic	$w_{i,k} = \min \begin{cases} v_{i,k} \\ NW^{\max} - \sum_{n=i-N}^{i-1} w_{n,k} \end{cases}$	Elastic service is an attempt to get rid of a fixed maximum window limit. The only limiting factor is the maximum cycle time T^{\max} . The maximum window is granted in such a way that the accumulated size of last N grants (including the one being granted) does not exceed NW^{\max} bytes (N = number of ONUs). Thus, if only one ONU has data to send, it may get a grant of size up to NW^{\max} .

*In these calculations, in addition to a queue length received in a REPORT message the $v_{i,k}$ includes the required optical overhead T_{on} , T_{off} and syncTime , and an additional space for an ONU to send the next REPORT message.

ANEXO C

Diagrama del estado de generación del GATE en la OLT según el estándar del IEEE



BIBLIOGRAFÍA

1. S. Hardy, "Verizon staffers find fiber-to-the-home cheaper than copper", *Lightwave*, vol. 17, no. 134, p. 1, Diciembre, 2000.
2. Z. Belfqih, P. Chanclou, F. Saliou, "Hybrid WDM-TDM Passive Optical Network in burst mode configuration with RSOA", *IEEE*, 2008.
3. J. Park, G. Young, H. Jin, J. Hee, "FTTH deployment status & strategy in Korea", *IEEE*, 2008.
4. *Tecnología de la información*, "Open System Interconnection – Basic Reference Model: The basic Model", ISO/IEC 7498-1: 1994.
5. Sponsored by the LAN/MAN Standards Committee "Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications", *IEEE standards 302.3ah*, 2004
6. C. Assi, Y. Ye, S. Dixit, M. Ali, "Dynamic Bandwidth Allocation for Quality-of-Service Over Ethernet PONs", *Vol 21, N° 9, IEEE*, 2003.
7. Glen Kramer "Ethernet Passive Optical Network", McGraw-Hill, 2005.
8. S. Choi and J. Huh, "Dynamic bandwidth allocation algorithm for multimedia services over Ethernet PONs", *ETRI J.*, vol. 24, no. 6, Diciembre, 2002.
9. G. Kramer, B. Mukherjee, G. Pesavento, "Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT): A dynamic bandwidth distribution scheme in an optical access network", *Photonic Network Communications*, vol. 4, no. 1, January 2002.

10. C. Qiao, M. Yoo, "Optical Burst Switching – A New Paradigm for an Optical Internet", Lab for Advanced Network Design, Evaluation and Research (LANDER), University at Buffalo, New York, 2000.
11. J. Beran, R. Sherman, M. Taqqu, and W. Willinger. "Long-range dependence in variable-bit-rate video traffic", IEEE Transactions on Communications, 1995.
12. W. Leland, M. Taqqu, M. Willinger, and D. Wilson. "On the self-similar nature of Ethernet traffic (extended version)", IEEE/ACM Transactions on Networking, 1994.
13. A. Erramilli, O. Narayan, and W. Willinger. "Experimental queueing analysis with long-range dependent packet traffic", IEEE/ACM Transactions on Networking, 1996.
14. V. Paxson and S. Floyd. "Wide area traffic: the failure of Poisson modeling", IEEE/ACM Transactions on Networking, 1995.
15. Stevens, W.R. "TCP/IP Illustrated", Volume 1: The protocols. Addison-Wesley Professional Computing Series, 1994.
16. A. M. Odlyzko, "Internet traffic growth: Sources and implications", in Proc. SPIE—Optical Transmission Systems and Equipment WDM Networking II, 2003.
17. D. Keck, "Optical fiber spans 30 years", Lightwave, vol. 17, no. 8, pp. 78–82, 2000.
18. C. Thompson, "Supply and demand analysis in convergent networks", M.S. thesis, Sloan School Management, Cambridge, MA, 2001.
19. R.C. Alferness, H. Kogelnik, and T.H. Wood. "The evolution of optical systems: Optics everywhere", Bell Labs Technical Journal, Jan-March 2000.
20. K. Barker, A. Benner, R. Hoare, A. Hoisie, A. Jones, D. Kerbyson, D. Li, R. Melhem, R. Rajamony, E. Schenfeld, S. Shao, C. Stunkel, P. Walker, "On The Feasibility of Optical Circuit Switching for High Performance Computing Systems", ACM, 2005.

21. M. Renaud, F. Masetti, C. Guillemot, B. Bostica, "Network and System Concepts for Optical Packet Switching", IEEE Communication Magazine, April 1997.
22. Y. Chen, C. Qiao, X. Yu, "Optical Burst Switching: A New Area in Optical Networking Research", IEEE network, June 2004.
23. R. Parthiban, C. Leckie, A. Zalesky, M. Zuckerman, R. Tucker, "Cost Comparison of Optical Circuit-Switched and Burst-Switched Networks", IEEE April 2009.
24. F. Xue, B. Yoo, H. Yokoyama, Y. Horiuchi, "Performance Comparison of Optical Burst and Circuit Switched Networks", Optical Society of America, IEEE, 2005.
25. E. Varvarigos and V. Sharma, "The ready to go virtual circuit protocol: A loss free protocol for multigigabit networks using FIFO buffers", IEEE/ACM Transactions on Networking, 5:705–718, October 1997.
26. L. Xu, H. Perros, G. Rouskas. "Techniques for optical packet switching and optical burst switching", IEEE Communications Magazine, January 2001.
27. M. Cardakli, A. Willner, "Optical packet and bit synchronization of a switching node using fbg optical correlators", In ofc, March 2001.
28. V. Vokkarane, K. Haridoss, J. Jue, "Threshold-Based Burst Assembly Policies for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks", University of Texas at Dallas, 2005.
29. Y. Xiong, M. Vandenhouste, H. Cankaya, "Control Architecture in Optical Burst Switched WDM Networks", IEEE Journal, October 2000.
30. M. Yoo and C. Qiao, "Just-Enough-Time (JET): A High Speed Protocol for Bursty Traffic in Optical Networks", IEEE/LEOS Technologies for a Global Information Infrastructure, pp. 26-27, Aug. 1997.
31. Ilia Baldine, et al, "JumpStart: A Just-in-Time Signaling Architecture for WDM Burst-Switched Networks", IEEE Communications, vol. 40, no. 2, pp. 82-89, February 2002.

32. A. Detti and M. Listanti, "Application of Tell and Go and Tell and Wait Reservation Strategies in a Optical Burst Switching Network: a Performance Comparison", Proceedings of the 8th IEEE, Bucharest, June 2001.
33. J. Ramamirtham and J. Turner, "Design of wavelength converting switches for optical burst switching", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 21, no. 7, pp. 1122-1132, Spet. 2003.
34. B. Yao, S. Mukherjee, B. Yoo, and S. Dixit, "All-optical packets switched networks: a study of contention-resolution schemes in an irregular mesh network with variable-sized", Journal of Lightwave Technology, vol. 21, no.3, pp.672-683, Mar 2003.
35. C. Develder, M. Pickavet, P. Demeester, "Choosing an appropriate buffer strategy for an optical packet switch with a feed-back FDL buffer", Proc. of European Conference on Optical Communication, Copenhagen, Denmark, 2002.
36. V. M. Vokkarane and J. P. Jue, "Segmentation-based non-preemptive scheduling algorithms for optical burst switched networks", Journal of Lightwave Technology, vol. 23, no.10, pp. 3125-137, October 2005.
37. S. Gowda, R. Shenai, k. Sivalingam, H. Cankaya, "Performance Evaluation of TCP over Optical Burst-Switched (OBS) WDM Networks", IEEE, 2003.
38. X. Cao, J. Li, Y. Chen, C. Qiao, "Assembling TCP/IP Packets in Optical Burst Switched Networks", Buffalo University, 2000.
39. H. Perros, "Connection-Oriented Networks: SONET/SDH, ATM, MPLS, Optical Network", Wiley, March, 2005.
40. M. Aydin, T. Atmaca, O. Turna, H. Zaim, "Performance Study of New OBS Channel Scheduling Algorithms in a Multiservice Network", IEEE Computer Society, 2009.

41. I. Baldine, G. Rouskas, H. Perros and D. Stevenson, "JumpStart: A just-in-time signaling architecture for WDM burst-switched network", IEEE Magazine on Communications, Feb 2002.
42. J. Turner. "Terabit burst switching", Journal of High Speed Networks, 1999.
43. C. Qiao and M. Yoo. "Optical burst switching (OBS) - a new paradigm for an Optical Internet". Journal of High Speed Networks, 8(1):69–84, January 1999.
44. M.A. Aydin, T. Atmaca, H. Zaim, O.C. Turna, V.H. Nguyen, "Performance Study of OBS Reservation Protocols", AICT'08-Athens, Greece, pp 428-433, 8-13 June 2008.
45. M. Casoni, E. Luppi, M. Merani, "Impact of Assembly Algorithms on End-to-End Performance in Optical Burst Switched Networks with Different QoS Classes", October, 2004.
46. M. Casoni, "TCP Performance in Hybrid EPON/OBS Networks", 2009.
47. D. Remondo, M. Nunes, S. Sargento, M. Cesana, I. Filippini, J. Triay, A. Agustí, M. de Andrade, Ll. Gutierrez, S. Sallent, C. Cervelló-Pastor, "Integration of Optical and Wireless Technologies in the Metro-Access: QoS Support and Mobility Aspects", IEEE, 2009.