

Algoritmo Distribuido para la Asignación Dinámica de Recursos en Redes EPON

Marilet De Andrade, Paola Garfias
Sebastià Sallent, Lluís Gutiérrez
Departamento de Ingeniería Telemática
Universidad Politécnica de Cataluña
Av. Canal Olímpic 15, Castelldefels, España
marilet@entel.upc.edu, paola.garfias@entel.upc.edu
sallent@entel.upc.edu, lluis.gutierrez@entel.upc.edu

Anny Martínez, Pedro Vizarreta
Dayana Sánchez, Mónica Huerta
Departamento de Electrónica y Circuitos
Universidad Simón Bolívar
Valle de Sartenejas, Caracas, Venezuela
angama168@gmail.com, pedrovi86@gmail.com
sanchez.dayana@gmail.com, mhuerta@usb.ve

Resumen- Las redes de acceso del futuro requieren cada vez más capacidad, la red EPON basada en Ethernet destaca por sus ventajosas prestaciones entre las múltiples soluciones propuestas a corto y medio plazo. Uno de los aspectos clave en este tipo de redes es la asignación dinámica del ancho de banda a los usuarios que en el estándar de la red EPON (IEEE 802.3h) se ha dejado abierto para permitir implementar el mecanismo más eficiente. En este artículo se propone y analiza exhaustivamente un algoritmo dinámico y distribuido para la asignación de recursos, en el que los dispositivos de usuario intervienen activamente en la ejecución de tal tarea. Para este trabajo se ha construido un entorno de simulación fiel a las especificaciones del estándar utilizando la herramienta OPNET Modeler. A través de los resultados de las simulaciones se puede ver que este esquema presenta significativas mejoras en sus prestaciones si se compara con el algoritmo centralizado de referencia en la literatura, especialmente cuando la carga de la red es elevada. Además, el algoritmo propuesto se comporta de forma estable y más eficiente cuando variamos la distancia entre los terminales de usuario y la cabecera de la red de acceso.

Palabras Clave- Redes Ópticas Pasivas, EPON, distribución dinámica de ancho de banda, algoritmo distribuido

I. INTRODUCCIÓN

En los últimos años el incremento drástico de la capacidad de las redes de transporte, aunado al aumento exponencial de las aplicaciones y servicios que demanda usuario residencial y la pequeña y mediana empresa ha creado un problema de cuello de botella en la red de acceso. Sin lugar a duda, la infraestructura necesaria se basa en las redes ópticas pasivas dadas las altas capacidades que puede proveer. En particular las redes ópticas pasivas (PON) se consideran como las redes de acceso más prometedoras gracias a su bajo costo de despliegue. Una PON es una red punto-multipunto formada básicamente por fibra óptica y uno o varios divisores ópticos pasivos. Con ello se ahorra en costos de mantenimiento, equipamiento de distribución remota, suministro de energía e infraestructura de fibra óptica [1].

Actualmente existen dos ramas de estandarización de las PON de acuerdo a la tecnología de capa 2 que se utilice: ITU-T e IEEE. La primera recoge la PON basada en ATM tales como APON y BPON (G.983.x) y la basada en GFP (*Generic Framing Protocol*) conocida como GPON (G.984.x). El estándar de la IEEE 802.3ah [2] se basa en Ethernet (EPON) y es la tecnología más prometedora del mercado. Actualmente su despliegue es muy amplio especialmente en el continente asiático.

Una EPON es una red óptica pasiva que encapsula todos los datos en tramas Ethernet. Tal como se especifica en el estándar, se tienen dos canales definidos por dos longitudes de onda distintas: el canal ascendente (desde el nodo de usuario hacia el nodo de red) y el canal descendente (desde el nodo de red hacia el nodo de usuario). El canal descendente lo utiliza el nodo de red o OLT (*Optical Line Terminal*) para difundir el tráfico hacia todos los nodos de usuario de modo que la información la reciben todos en modo broadcast y es la dirección MAC la que permite al terminal determinar cual es la información dirigida a él. El canal ascendente es compartido por todos los nodos de usuario en tiempo y requiere un control de acceso al medio para evitar las colisiones de las transmisiones de los dispositivos de usuario u ONU (*Optical Network Unit*) ya que las colisiones no están permitidas según lo señala el estándar. Para ello se especifica el uso del protocolo MPCP (*Multi-Point Control Protocol*) que permite el arbitraje del acceso al medio mediante el intercambio de mensajes de control, en particular el mensaje para que el ONU pueda solicitar el ancho de banda que necesita (mensaje Report), y el mensaje para que el OLT asigne la ventana de transmisión a cada usuario, es decir, el comienzo y la duración de la transmisión del ONU (mensaje Gate). El método a seguir para coordinar las diferentes ventanas de transmisión de cada ONU en el canal ascendente, así como la gestión de los recursos disponibles de acuerdo a ciertos requerimientos de calidad de servicio no entran dentro de las especificaciones del estándar y se dejan libres para su implementación. Por ello han sido numerosos los trabajos de investigación que se centran en el estudio de algoritmos de distribución dinámica del ancho de banda o DBA (*Dynamic Bandwidth Allocation*) en los últimos años.

En este artículo presentamos el estudio de un algoritmo DBA de tipo distribuido propuesto previamente por nuestro grupo. En este artículo pretendemos mostrar las ventajas de este esquema comparado con un esquema de referencia denominado IPACT [3]. Se presenta aquí también el desarrollo de modelos estándar sobre la plataforma de simulación *OPNET Modeler* [4]. En particular se estudia la variación de las prestaciones del algoritmo en función de la distancia entre los terminales de usuario y la cabecera central de la red EPON.

El manuscrito está organizado de la forma siguiente: en la sección II se hace un análisis de los trabajos previos que se han realizado en relación al esquema que se propone; en la

sección III se presenta formalmente el algoritmo distribuido propuesto; la sección IV describe la construcción de un entorno de simulación, que cumple con el estándar EPON y se basa en el simulador *OPNET Modeler*; en la sección V se presentan y discuten los resultados obtenidos, destacando las ventajas obtenidas con nuestra propuesta; y finalmente la última sección está dedicada a comentar las conclusiones del trabajo.

II. ALGORITMOS DE ASIGNACIÓN DINÁMICA DE RECURSOS: TRABAJOS PREVIOS

Los algoritmos DBA que se han propuesto son en su mayoría centralizados, y entre ellos existen dos tendencias. Una de ellas propone la asignación de ranuras de tiempo de tamaño fijo, lo que se conoce como TDMA fijo [5], donde se podría garantizar ancho de banda y retardos constantes, pero generando un elevado nivel de sub-utilización en el canal ascendente. Otras contribuciones aportan variaciones más elaboradas [6] y [7]. Se obtienen importantes mejoras en cuanto a la eficiencia en el uso del canal pero no elimina del todo la subutilización del canal.

Mientras que la segunda tendencia propone la asignación de ranuras de tiempo variables de un tamaño acorde a las solicitudes de los usuarios, pero limitando el máximo que puede transmitir cada usuario, como se propone en [3]. Variaciones de este trabajo consideran el uso de diversos planificadores, tales como [8] y [9], entre otros. Sin embargo, estos esquemas suelen tener menos control sobre el estado de la red para realizar una correcta planificación. Por otro lado, existe un problema adicional derivado de los retardos añadidos relativos a la espera por parte del OLT para recibir la mayor cantidad de mensajes REPORT a fin de poder realizar la planificación de recursos a distribuir.

Podemos concluir que los mecanismos mencionados son del tipo centralizado, es decir, el algoritmo DBA planificador del ancho de banda que se asigna a cada usuario reside y se ejecuta en el OLT. También existen algunos trabajos en los que se investiga mecanismos descentralizados, donde son los ONUs quienes determinan sus respectivas ventanas de transmisión. En la mayoría de esquemas descentralizados es necesario cambiar la arquitectura de la red tal que se pueda contar con un canal de retorno que permita a los ONUs escuchar el canal y conocer las transmisiones que se han efectuado. En muchos casos es necesario extender una fibra adicional entre cada ONU y el splitter o divisor óptico. Además el splitter de la PON convencional se convertiría en un arreglo de dos splitters que permiten realimentar la señal hacia la fibra de retorno.

La primera pregunta que aparece cuando se plantea el uso de Ethernet en la red PON, especialmente el uso del canal ascendente de forma distribuida, es ¿por qué no implementar el protocolo MAC más conocido: CSMA/CD? En [5] se explica que el mecanismo de acceso al medio por contención (CSMA/CD) es muy difícil de implementar en la EPON dado que, debido a las características direccionales del splitter óptico, los ONUs no pueden detectar una colisión en OLT. Aunque el OLT puede informar a los respectivos ONUs de la ocurrencia de una colisión, esto implicaría mayores retardos de propagación y la EPON reduciría enormemente su eficiencia.

En el trabajo de Chae et al. [10] se realizan experimentos sobre una red de tipo estrella EPON con el algoritmo de

CSMA/CD llegando a obtener una elevada eficiencia en el uso del medio. Estos resultados se basan en el redireccionamiento óptico para que los ONUs puedan detectar las colisiones, es decir, los ONUs también escuchan el canal por el que transmiten. Para resolver el problema expuesto en [5], aquí se propone no incluir al OLT en el proceso de detección de colisiones, solo se aplica CSMA/CD entre los ONUs. Para distancias de distribución (de splitter a ONU) del orden de los 100 metros, la eficiencia es el 99%. Aunque es un resultado interesante, en la práctica esta distancia oscila entre 1 y 2 Km. como mínimo. Adicionalmente, y en general para los mecanismos descentralizados, se requiere un cambio de estructura diferente a la expuesta por el estándar. Por otra parte, este mecanismo no es determinístico y resulta incompatible cuando se pretende ofrecer servicios garantizados.

En [11], Y. Tse et al. proponen un esquema basado en CSMA/CA, en el que existe un canal adicional que se usa para la emisión de tonos antes y durante la transmisión de datos de cada ONU (los datos se transmiten por otro canal distinto al de tonos). Como cada ONU posee un tono distinto, un ONU puede saber si otro ONU está transmitiendo o intentando hacerlo al mismo tiempo. De esta forma se evitan las colisiones, con la ventaja de no necesitar mensajes de control. Este algoritmo presenta las mismas desventajas que CSMA/CD, ya que no es un mecanismo determinístico capaz de soportar calidad de servicio.

Una alternativa es el protocolo Full-RCMA presentado por Fuh et al. [12]. Este mecanismo necesita un cambio en la estructura física de la red EPON. En el splitter se incorpora un acoplador óptico de retorno que se envía a los ONUs a través de una fibra adicional entre el splitter y cada ONU. De esta forma los ONUs pueden conocer lo que se ha transmitido al medio y saber si su transmisión ha colisionado con otra o no. El protocolo Full-RCMA posee dos partes dentro de un ciclo que se repite periódicamente: el de solicitudes y el de datos. En el primero existe contención por el uso del medio para que cada ONU pueda solicitar permiso de transmisión al OLT. Uno de los ONUs se designa como “ganador” y es quien se encarga de ordenar los ONUs cuyas solicitudes se hayan efectuado exitosamente. El OLT no interviene en el proceso de administración del ancho de banda. Los ONUs entre sí administran los tiempos de transmisión sin que ocurran colisiones de los datos. Este algoritmo implica un cambio explícito en el protocolo MPCP especificado por el estándar y en la estructura física de la PON.

S. Sherif et al. [13] proponen otro esquema descentralizado que utiliza el protocolo MPCP como base. Básicamente se divide el ciclo en tres partes: control, espera y datos. En la parte de control todos los ONUs (mediante el canal de retorno) reciben todos los mensajes REPORT. En intervalo de espera cada ONU ejecuta el algoritmo DBA y finalmente, en la fase de datos, los ONUs transmiten los datos sin colisiones. Lo más significativo de este esquema es que es compatible con el estándar en cuanto al uso del protocolo MPCP. Por otra parte, el tiempo de espera tiene un efecto negativo aunque no muy significativo sobre el retardo.

En este artículo se estudia un mecanismo descentralizado que no requiere cambios en la estructura física de la PON. Por otro lado los mensajes de control deben transportar información extra relativa al estado de la red. La ventaja de utilizar un mecanismo de planificación distribuida es que los

dispositivos de usuario deciden la cantidad a transmitir de forma dinámica considerando el estado general de la red, el cual reciben a través de los mensajes Gate provenientes del OLT. A continuación se describe el algoritmo propuesto.

III. ALGORITMO DISTRIBUIDO PARA LA ASIGNACIÓN DINÁMICA DE RECURSOS EN LAS REDES EPON

El planificador DBA que presentamos a continuación es de tipo descentralizado y además no requiere cambios en la estructura física de la PON. La única modificación necesaria en esta propuesta es que los mensajes de control deben transportar información extra relativa al estado de la red. La ventaja de utilizar un mecanismo de planificación distribuída es que los dispositivos de usuario deciden la cantidad a transmitir de forma dinámica considerando el estado general de la red, el cual reciben a través de los mensajes GATE provenientes del OLT en forma de un vector de pesos, o sea, la proporción instantánea de ancho de banda utilizado, y es entonces cuando el dispositivo de usuario (ONU) calcula el ancho de banda a transmitir. Este cálculo lo realiza la ONU teniendo en cuenta el tamaño actual de la cola. La información que necesita el ONU para realizar este cálculo se recibe a través del mensaje de control Gate y para ellos proponemos utilizar el campo reservado "PAD/Reserve" de la cabecera el cual está disponible. Cada ONU enviará al OLT un parámetro extra que representa su propio peso dentro del mensaje de control Report. Este método ha sido propuesto anteriormente de forma preliminar por los autores de este artículo en [14] y recibe el nombre de DDSPON (*Dynamic Distributed Scheduler for ePON*).

En un sistema PON se tienen N ONUs, y cada ONU i posee un peso nominal predefinido Φ_i . El peso nominal se utiliza para definir el tamaño de la ventana de transmisión de ese ONU (en bytes) como se muestra en la siguiente ecuación:

$$W_i = \frac{\Phi_i}{\sum_{j=1}^N \Phi_j} W_{MAX} \quad (1)$$

donde W_{MAX} es el tamaño máximo de la ventana de transmisión que corresponde al tiempo máximo de ciclo. El ciclo es el intervalo de tiempo entre dos transmisiones sucesivas de un mismo ONU. En ese período los demás ONUs habrán transmitido también una vez en su ranura de tiempo asignada siguiendo el mismo orden (*round robin*). El OLT puede garantizar entonces un tamaño de ventana de transmisión nominal de $\Phi_i * W_{MAX}$, si:

$$\sum_{j=1}^N \Phi_j = 1 \quad (2)$$

El algoritmo DDSPON se puede describir como sigue:

1. EL OLT recibe un mensaje Report proveniente del ONU i , que contiene dos valores: $R_i(n)$ (ventana de transmisión solicitada para el ciclo n) y $\Phi_i(n)$ (el peso calculado para el ciclo n , de acuerdo a lo solicitado). El OLT entonces actualiza su vector de pesos local modificando $\Phi_i(n)$ de la siguiente forma:

ONU ₁	ONU ₂	ONU ₃	ONU _N
$\Phi_1(n)$	$\Phi_2(n)$	$\Phi_3(n)$	$\Phi_N(n)$

otorgando $R_i(n)$ tal como se ha solicitado mediante un mensaje Gate, e incluyendo el vector previo en el mensaje.

Como se verá más adelante, en realidad solo se requiere la suma de todos los valores de este vector para hacer los cálculos en la ONU. Esta sería una forma de disminuir la sobrecarga en el mensaje especialmente para el caso de tener varias clases de servicio, para lo cual sí sería necesario un vector. Desde el punto de vista teórico, en el caso de planificar M clases de servicio, los mensajes Gate incluirían una matriz NxM como la que sigue:

$$\Phi(n) = \begin{pmatrix} \Phi_{11}(n) & \cdot & \Phi_{1M}(n) \\ \cdot & \cdot & \cdot \\ \Phi_{N1}(n) & \cdot & \Phi_{NM}(n) \end{pmatrix} \quad (3)$$

Para esta descripción y por simplicidad, hemos considerado M=1. Sin embargo el caso podría extenderse directamente.

2. Cuando el ONU i recibe el mensaje Gate, éste transmite los datos que están esperando en cola hasta la cantidad especificada por la ventana otorgada. A través del Gate, el ONU obtiene un nuevo vector de pesos, actualiza su propio valor de peso al valor nominal Φ_i y a partir de allí calcula la ventana máxima que tal ONU puede tomar en el siguiente ciclo $n+1$:

$$W_i(n+1) = \frac{\Phi_i}{\sum_{j=1}^N \Phi_j(n)} W_{MAX} \quad (4)$$

El ONU también calcula el tamaño de ventana de transmisión de la siguiente forma:

$$R_i(n+1) = \text{MIN}(W_i(n+1), Q_i) \quad (5)$$

donde Q_i es el tamaño de la cola en el ONU i en el momento del cálculo. Finalmente, el ONU envía al OLT (mediante el mensaje Report) dos valores: $R_i(n+1)$, y el peso para del ciclo siguiente calculado como sigue:

$$\Phi_i(n+1) = \frac{R_i(n+1) \sum_{j=1}^N \Phi_j(n)}{W_{MAX}} \quad (6)$$

donde la sumatoria de los pesos en (6) es la misma usada en (4).

El proceso se reitera del mismo modo para cada ONU. En el punto inicial de operación, el peso del ONU i se establece con el valor nominal Φ_i , que garantiza el ancho de banda acordado en el SLA al inicio de la conexión.

Se debe notar que la planificación se efectúa de forma instantánea (*on-the-fly*). En este caso, no se necesita esperar a recibir todos los mensajes Report en el OLT para proceder a ejecutar el algoritmo DBA, como es el caso de muchos esquemas centralizados. Para este artículo hemos escogido un algoritmo centralizado eficiente (decisión instantánea) IPACT para compararlo al esquema propuesto, y que además es el más conocido y referencia en trabajos de esta temática.

También cabe mencionar que el ONU asignará el tamaño preciso en bytes que pueden entrar en la ventana máxima de transmisión al computar la ecuación (5). En los esquemas centralizados, es el OLT quien trunca el valor máximo a asignar, pero éste no conoce si esto truncará también un paquete Ethernet, resultando en una subutilización del canal. Es por ello que no se necesita informar acerca de posibles umbrales relativos a los posibles valores donde el OLT puede proceder a truncar el valor del tamaño de la ventana de transmisión sin incurrir en desaprovechamiento del medio.

Aquí el ONU es quien planifica dinámicamente el tamaño de su ranura de tiempo, escogiendo un valor que no afecte la transmisión de alguna trama Ethernet, las cuales no pueden fragmentarse en la red EPON.

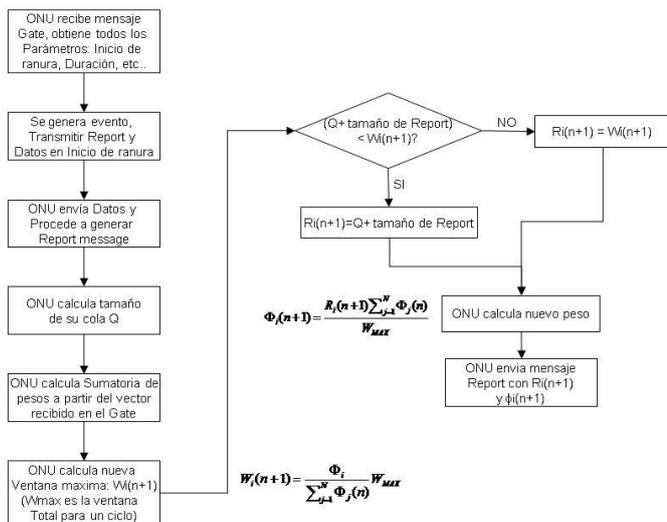


Fig. 1. Diagrama de Flujo para el ONU

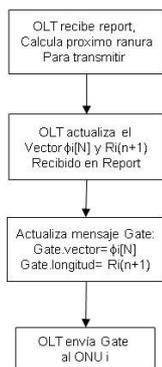


Fig. 2. Diagrama de Flujo para el OLT

En las figuras 1 y 2 se muestran los diagramas de flujo del algoritmo a ejecutarse en el ONU y en el OLT respectivamente. Se puede ver que la parte computacional en el ONU es más extensa que en el OLT, sin embargo, los procesos o cálculos requeridos son simples de implementar en los nodos ONU.

IV. DESARROLLO DE UN SIMULADOR DEL ESTÁNDAR IEEE 802.3AH EPON

Para evaluar el comportamiento del algoritmo DDSPON, se realizaron numerosas simulaciones basadas en el entorno de simulación *OPNET Modeler* bajo el cual se ha desarrollado un modelo de red óptica pasiva cumpliendo estrictamente el estándar IEEE 802.3ah el cual define las especificaciones de las redes tipo EPON. El modelo de red ha sido desarrollado de tal forma que es posible evaluar las prestaciones de distintos esquemas de asignación de ancho de banda fácilmente, así como la influencia en el comportamiento de la red de distintos parámetros característicos como la distancia, el tiempo de ciclo, etc.

OPNET Modeler es una herramienta que permite la simulación de sistemas de comunicaciones con el fin de evaluar prestaciones bajo diferentes condiciones, es el caso

de flujos variables de tráfico, pérdida de paquetes, entre otros parámetros.

El diseño de modelos de red en *OPNET* se hace de forma jerárquica por lo que se parte de tres niveles dentro de los cuales se encuentra: el modelo de red en donde se definen las redes a simular a partir de la interconexión de nodos, el modelo de nodos que define la estructura de cada uno de los componentes de las redes basados en la interconexión de módulos y el modelo de procesos que representa la base del sistema de modelado pues permite programar en lenguaje C++ las funciones de cada módulo que definirán el comportamiento de la red.

OPNET Modeler es una herramienta que permite la simulación de sistemas de comunicaciones bajo diferentes condiciones. Además *OPNET Modeler* cuenta con numerosas librerías y modelos predefinidos que corresponden a modelos de redes con protocolos de comunicación estándar que facilitan el diseño de nuevos modelos que requieran de la incorporación de nuevas características.

Nuestro modelo de red contempla a nivel de red tres unidades: usuarios con hasta 32 nodos (ONU), el OLT con capacidad para 32 unidades y un divisor/combinador óptico.

Para determinar los módulos que constituirán la estructura interna del diseño del ONU, se hizo una distinción de los procesos que éste lleva a cabo y que contempla el estándar IEEE 802.3ah. De esta manera se identificaron los módulos que lo integran permitiendo que el modelo fuese de fácil manipulación para implementaciones futuras. Es así que el ONU quedó formado por un total de 10 módulos a nivel de modelo de nodos, una cola (que simplifique el análisis de las simulaciones pero que fácilmente podría considerar más de una cola), dos receptores y un transmisor.

El OLT comprende un total de 13 módulos un receptor y un transmisor. Es importante señalar que el modelo de red diseñado supone la fácil adaptación de nuevos algoritmos de asignación de ancho de banda con la modificación de uno de los módulos implementados. El modelo del dispositivo óptico, entendido como un combinador óptico en el canal de subida y un divisor óptico en el canal de bajada es simple en su diseño esta formado por 2 módulos uno por cada canal de recepción, 33 receptores y 33 transmisores.

El desarrollo del modelo de red consistió en el diseño de cada uno de los componentes de una red de acceso tipo EPON con tecnología de acceso TDM (*Time Division Multiplexing*) y la evaluación del entorno de simulación bajo el esquema de asignación de ancho de banda de ventana fija. Posteriormente se implementó bajo el esquema DDSPON y el esquema IPACT. De esta manera ha sido posible evaluar las prestaciones de la red. Así también ha sido posible analizar el comportamiento y validar la efectividad de DDSPON.

Diferentes escenarios han sido analizados, en los que parámetros como la disposición de los ONUs así como atributos del tráfico han sido modificados. La Fig. 3. muestra el diagrama general de la red en el cual se considera una topología de tipo árbol con 16 ONUs, cada uno de ellos separados del OLT a una distancia de 10km a 20km en general.

Las simulaciones comparan el desempeño del algoritmo DDSPON e IPACT, este último basado en el método de servicio limitado, es decir, el OLT asigna el número de bytes solicitado pero dicha asignación no supera la ventana máxima de transmisión predefinida.

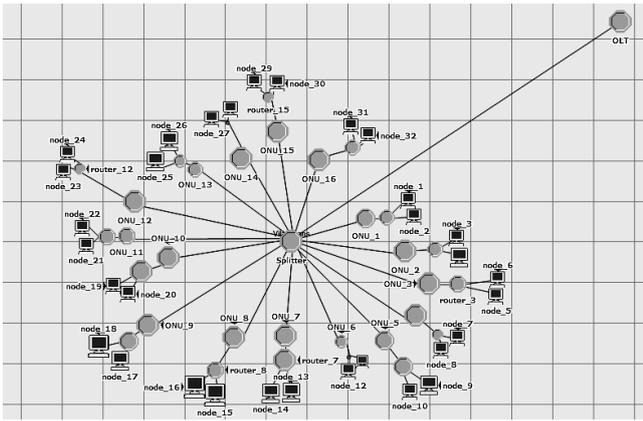


Fig. 3. Modelo de Red.

V. SIMULACIONES Y RESULTADOS

Para llevar a cabo un análisis de las prestaciones más real se utiliza un modelo de tráfico auto-similar ya que con este modelo de tráfico es posible caracterizar los flujos de tráfico de la mayoría de aplicaciones en redes de comunicaciones. Para generar el tráfico auto-similar, *OPNET Modeler* provee un modelo de generación de tráfico denominado *Raw Packet Generator* RPG en el cual los atributos del tráfico auto-similar son definidos es el caso del tamaño del paquete, la tasa media de llegadas y el parámetro de Hurst (H) que fue considerado en este estudio de $H=0,7$ y $H=0,8$. El tamaño medio del paquete sigue una distribución uniforme para un tamaño aleatorio del paquete con un límite inferior de 64 bytes y un límite superior de 1518 bytes correspondiente al tamaño máximo de un paquete Ethernet.

Para obtener resultados correspondientes a diferentes cargas de la red, donde el total de la carga ofrecida es de 1 Gbps y es distribuida equitativamente entre todos los ONUs activos, la tasa media de llegadas varía proporcionalmente de acuerdo a la carga de la red que se evalúe en la simulación.

Las simulaciones se han realizado con diferente número de semillas de tal forma que las muestras obtenidas permitan aproximar el valor de la media al valor real de la misma.

Las estadísticas recolectadas son principalmente los valores medios de: tamaño de cola (Q), y retardo del paquete, calculado como la suma de tres componentes: el retardo en el *polling*, es decir el intervalo de tiempo que transcurre desde la llegada de un paquete y la siguiente solicitud de ancho de banda por parte del ONU, el retardo en el *grant* (o mensaje Gate) que se refiere al tiempo desde que se envía una solicitud de ancho de banda hasta que se recibe un mensaje de *grant* que indica el tamaño de la ventana de transmisión concedido, y finalmente el retardo de la cola que indica el tiempo que permanece el paquete en la cola hasta su transmisión. La Fig. 4. representa los tres componentes del retardo de los paquetes.

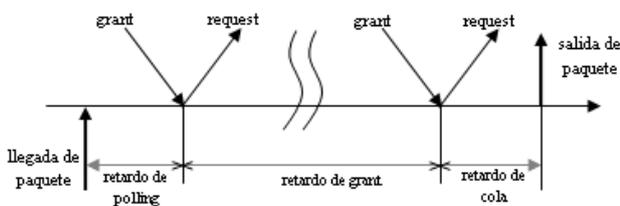


Fig. 4. Componentes del retardo de paquetes

Se consideraron cinco escenarios de simulación donde se han variado parámetros como la distancia entre ONUs y OLT así como el tráfico. Para todos los escenarios se considera la EPON de 1 Gbps con 16 ONUs, cada ONU con un enlace hacia los usuarios de 100Mbps y una cola de tamaño infinito. El intervalo de guarda es de 0,008ms y el tamaño máximo del ciclo se define de 1ms. La distancia entre el OLT y los ONUs se dispone tomando en cuenta la distancia máxima de las EPON, es así que se consideran distancias largas o máximas de 20km, medias de 10km y distancias cortas de 5km aproximadamente. Los escenarios 1 y 2 representan las distancias máximas, el escenario 4 las medias y el escenario 5 las cortas. El escenario 3 sin embargo representa la disposición de ONUs a diferentes distancias entre medias y largas, es decir que la mitad de ONUs se ubican a media distancia y el resto a máxima distancia, de esta manera podremos evaluar el comportamiento de los algoritmos en casos donde los ONUs estén localizados a diferentes distancias entre máximas y medias.

Además se debe tener en cuenta que las simulaciones se realizaron sin considerar el proceso de descubrimiento de los ONUs de forma que únicamente las cuestiones directamente relacionadas con el algoritmo de asignación de ancho de banda han sido analizadas. La duración de las simulaciones fue de 0,3 segundos, tiempo con el cual se obtuvieron resultados válidos que permiten evaluar el comportamiento de los algoritmos.

La Tabla 1 muestra los parámetros considerados en el conjunto de simulaciones.

Parámetros	Esc. 1	Esc. 2	Esc. 3	Esc. 4	Esc. 5
Número de ONUs	16	16	16	16	16
Tasa de enlace de usuario a ONU	100Mbps	100Mbps	100Mbps	100Mbps	100Mbps
Tasa EPON	1Gbps	1Gbps	1Gbps	1Gbps	1Gbps
Número de colas por ONU	1	1	1	1	1
Tamaño de almacenamiento de la cola	Infinito	Infinito	Infinito	Infinito	Infinito
Intervalos de guarda	.008ms	.008ms	.008ms	.008ms	.008ms
Tamaño máximo del ciclo	1ms	1ms	1ms	1ms	1ms
Distancia en KM entre OLT y ONU	18<d<20	18<d<20	10<d<20	10<d<11	4<d<5
Parámetro Hurst	H=0,7	H=0,8	H=0,8	H=0,8	H=0,8

Tabla 1. Parámetros de simulación

Por simplicidad de análisis, las simulaciones solo se han considerado con una cola por ONU, sin embargo se puede extender hasta 8 colas de acuerdo al IEEE 802.3ah.

Las estadísticas fueron evaluadas para las diferentes cargas de la red por lo que los valores medios obtenidos en cada escenario fueron visualizados con el fin de estudiarlos en función de la carga ofrecida.

Los resultados de comparar los primeros dos escenarios en donde el parámetro de Hurst es diferente, se muestran en la Fig. 5. Se observa que el tamaño medio de la cola en el escenario 1 y escenario 2 es muy similar (para un mismo DBA) a diferentes cargas de la red, por lo que estos valores del parámetro de tráfico Hurst no afectan significativamente al comportamiento de la EPON.

Ambos algoritmos experimentan un comportamiento similar para cargas bajas de la red; sin embargo, cuando la carga de la red es mayor a 0,7 el algoritmo IPACT comienza a experimentar un incremento en el tamaño de la cola mayor a la de DDSPON. Cuando la carga de la red alcanza su máxima capacidad, IPACT presenta un valor medio (que es el máximo de ambos escenarios) de aproximadamente 428

Kbytes, mientras que DDSPON alcanza tan solo un valor máximo de 148 Kbytes. Estos resultados tienen implicaciones en el tamaño del almacenamiento de la cola puesto que en el caso de IPACT este requerirá de mucha mayor capacidad respecto a DDSPON para evitar la pérdida de paquetes. Los parámetros iniciales de las simulaciones consideran un tamaño de almacenamiento infinito que nos permitirá conocer el tamaño de cola más idóneo en la práctica.

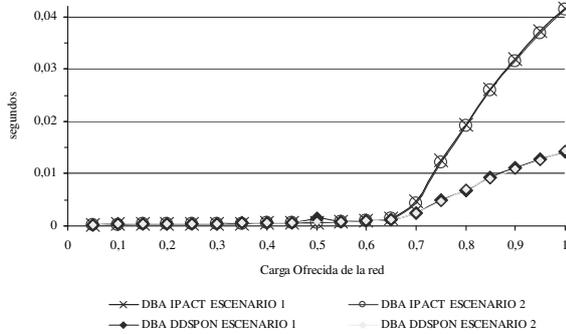


Fig. 5. Retardo medio por paquete

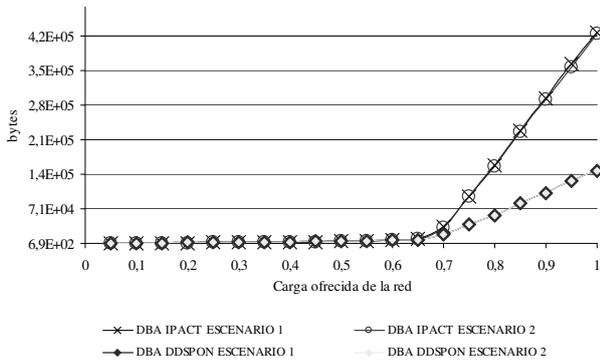


Fig. 6. Tamaño medio de la cola

La Fig. 6. representa el retardo medio por paquete y muestra el incremento del retardo cuando la carga de la red es superior a 0,7. Cuando la cola incrementa de forma notoria su tamaño, también se refleja el incremento en el retardo del paquete. DDSPON muestra menores retardos para altas cargas de la red comparado con IPACT. Como se puede observar en este último el retardo alcanza, para la máxima capacidad de la red, un valor de 0,041 segundos, mientras que por el contrario el retardo del DDSPON es menor de 0,014 segundos.

El nivel de confianza de los resultados de las simulaciones están basados en una Distribución T puesto que el número de muestras es inferior a 30, por lo que con un 95% de confianza el tamaño promedio de la cola se localiza conforme lo que se muestra en la Tabla 2 para IPACT y Tabla 3 para DDSPON.

Carga Ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA	
	IPACT ESCENARIO 1	IPACT ESCENARIO 2
0,05	859 ± 53	942 ± 52
0,2	1818 ± 16	1809 ± 14
0,4	3302 ± 16	3292 ± 13
0,6	7058 ± 35	7078 ± 38
0,8	158655 ± 4223	157538 ± 5268
1	427966 ± 4807	425367 ± 4952

Tabla 2. Tamaño medio de la cola (bytes). IPACT

Carga Ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA	
	DDSPON ESCENARIO 1	DDSPON ESCENARIO 2
0,05	726 ± 99	694 ± 59
0,2	1849 ± 17	1890 ± 16
0,4	3512 ± 29	3497 ± 31
0,6	6852 ± 70	6766 ± 90
0,8	57266 ± 3080	59307 ± 3134
1	146609 ± 3804	148205 ± 4004

Tabla 3. Tamaño medio de la cola (bytes). DDSPON

Respecto al retardo medio por paquete se tienen los siguientes valores que se muestran a continuación para IPACT y DDSPON respectivamente.

Carga Ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA	
	IPACT ESCENARIO 1	IPACT ESCENARIO 2
0,05	0,000283335 ± 2,26235E-06	0,000285718 ± 2,47015E-06
0,2	0,000373628 ± 1,20602E-06	0,000372799 ± 8,28567E-07
0,4	0,00056845 ± 1,34944E-06	0,000567276 ± 1,18293E-06
0,6	0,001048621 ± 2,90793E-06	0,001050316 ± 3,4482E-06
0,8	0,019284324 ± 0,000495513	0,019094532 ± 0,000571013
1	0,041620252 ± 0,000400078	0,041337469 ± 0,000377795

Tabla 4. Retardo medio por paquete (segundos). IPACT

Carga Ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA	
	DDSPON ESCENARIO 1	DDSPON ESCENARIO 2
0,05	0,000289528 ± 5,68558E-06	0,000290251 ± 4,96606E-06
0,2	0,000406279 ± 5,49087E-06	0,000411083 ± 4,27911E-06
0,4	0,000622077 ± 3,07429E-06	0,000622161 ± 4,45099E-06
0,6	0,001015063 ± 9,02648E-06	0,001000875 ± 9,62725E-06
0,8	0,006864928 ± 0,000356366	0,007091637 ± 0,000353267
1	0,014178433 ± 0,00029868	0,014310852 ± 0,000366334

Tabla 5. Retardo medio por paquete (segundos). DDSPON

Los siguientes resultados consideran el mismo parámetro de Hurst, pero variando ahora la distancia entre ONU y OLT, con esto será posible analizar la sensibilidad de los algoritmos respecto a la distancia. Para DDSPON, la Fig. 7 muestra la relación entre el tamaño medio de la cola y la carga ofrecida de la red en cuatro escenarios. Se puede observar que aproximadamente en todos los casos, el comportamiento se mantiene (con pequeñas variaciones), comprobando la estabilidad del esquema propuesto.

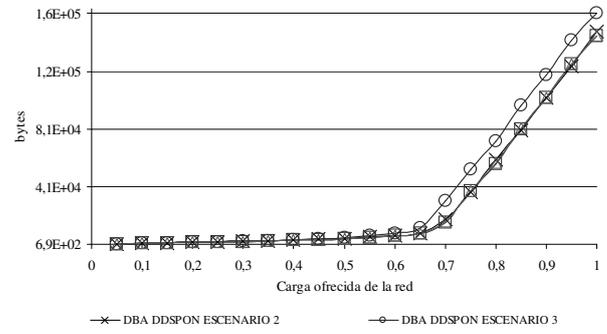


Fig. 7. Tamaño medio de la cola

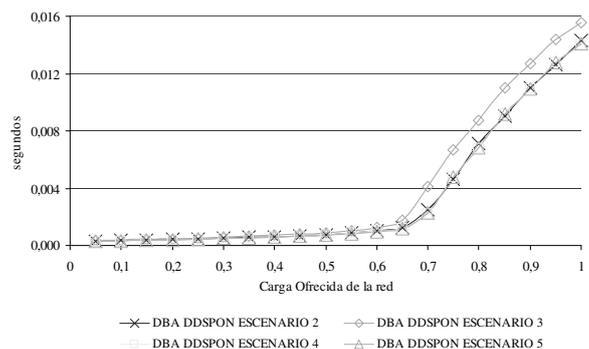


Fig. 8. Retardo medio por paquete

Como se puede observar en el escenario 3, donde los ONU's se encuentran desplegados a distancias medias y largas; es decir de entre 10km y 20km respecto del OLT, DDSPON alcanza los valores más elevados.

De igual forma se obtiene el retardo medio por paquete en relación a la carga de la red que se muestra en la Fig. 8. El máximo valor en cuanto al retardo para DDSPON se observa en el escenario 3 donde, para la máxima carga de la red, se tiene un retardo de 0,015 segundos.

Los valores obtenidos para ambos algoritmos se muestran en las Tablas 6-9. Se puede también apreciar los intervalos de confianza con un nivel del 95%. Los valores obtenidos en los distintos escenarios para DDSPON reflejan una menor variación en los resultados con respecto a los valores obtenidos del algoritmo IPACT, por lo que podemos apreciar que DDSPON mantiene su eficiencia en especial para las altas cargas de la red independientemente de la distancia en la que se encuentran los ONU's.

En las gráficas de la Fig. 9 se puede visualizar una comparación de los tamaños medios de las colas tanto para DDSPON como para IPACT utilizando valores críticos de carga de la red (tales como 0,8 y 1). El peor caso se presenta para DDSPON con el escenario 3, mientras que IPACT lo hace en el escenario 2 donde los ONU's están dispuestos a la distancia máxima. En todos los escenarios DDSPON muestra significativas mejoras en las prestaciones comparado con IPACT.

Carga Ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA		
	IPACT ESCENARIO 3	IPACT ESCENARIO 4	IPACT ESCENARIO 5
0,05	898 ± 115	814 ± 114	827 ± 111
0,2	1680 ± 218	1683 ± 214	1685 ± 233
0,4	2946 ± 387	2954 ± 398	2948 ± 390
0,6	5513 ± 752	5629 ± 758	5614 ± 748
0,8	103050 ± 15140	102879 ± 15116	102992 ± 15130
1	354008 ± 50343	353821 ± 50330	353418 ± 50285

Tabla 6. Tamaño medio de la cola (bytes). IPACT

Carga Ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA		
	DDSPON ESCENARIO 3	DDSPON ESCENARIO 4	DDSPON ESCENARIO 5
0,05	722 ± 76	699 ± 56	639 ± 74
0,2	2032 ± 78	1840 ± 22	1833 ± 35
0,4	3914 ± 96	3386 ± 28	3396 ± 37
0,6	7955 ± 171	6816 ± 74	6647 ± 67
0,8	72506 ± 6929	56616 ± 3369	56890 ± 3437
1	161325 ± 8730	144941 ± 4307	145151 ± 4387

Tabla 7. Tamaño medio de la cola (bytes). DDSPON

Carga ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA		
	IPACT ESCENARIO 3	IPACT ESCENARIO 4	IPACT ESCENARIO 5
0,05	0,00028189 ± 2,7101E-06	0,000265692 ± 4,29565E-06	0,000266151 ± 4,22846E-06
0,2	0,000360284 ± 3,13444E-06	0,000359492 ± 1,69056E-06	0,000361588 ± 4,69176E-06
0,4	0,000526877 ± 2,67898E-06	0,000529089 ± 2,4047E-06	0,000527636 ± 2,87499E-06
0,6	0,000841807 ± 4,56266E-06	0,000860212 ± 3,54181E-06	0,000856417 ± 5,00712E-06
0,8	0,012538025 ± 0,001644225	0,012519411 ± 0,001638312	0,012530129 ± 0,001646676
1	0,034446784 ± 0,004711822	0,034430723 ± 0,004699723	0,034395309 ± 0,004691306

Tabla 8. Retardo medio por paquete (segundos). IPACT

Carga ofrecida	INTERVALOS DE CONFIANZA		
	DDSPON ESCENARIO 3	DDSPON ESCENARIO 4	DDSPON ESCENARIO 5
0,05	0,00033972 ± 2,46063E-05	0,000271337 ± 3,13787E-06	0,000267456 ± 4,27156E-06
0,2	0,000474433 ± 3,04895E-05	0,000386798 ± 1,58567E-06	0,000385781 ± 1,87386E-06
0,4	0,000725188 ± 2,76556E-05	0,00058892 ± 2,5129E-06	0,000590373 ± 3,60742E-06
0,6	0,001214209 ± 3,14266E-05	0,001006371 ± 8,51185E-06	0,000979813 ± 8,00483E-06
0,8	0,008701238 ± 0,000788819	0,006787005 ± 0,000372766	0,006816784 ± 0,000383468
1	0,015592914 ± 0,000797015	0,014029764 ± 0,000396848	0,014059423 ± 0,000403095

Tabla 9. Retardo medio por paquete (segundos). DDSPON

De la Fig. 9 se pueden observar tres aspectos interesantes. Primero se puede verificar con estas gráficas que el esquema DDSPON mantiene niveles de tamaño medio de la cola mucho menores que en el caso del esquema IPACT. En segundo lugar, vemos que DDSPON se mantiene más estable frente a las variaciones de las distancias, mientras que IPACT, especialmente para mayores distancias, presenta una gran variación respecto a otros escenarios. Finalmente es interesante notar que DDSPON presenta un incremento en el tamaño medio de las colas cuando las distancias entre ONU's y OLT son más dispares (entre 10 y 20 Km) como es el caso del escenario 3. Esta variación es de 10 a 21% mayor (para

cargas de 0,8 y 1 respectivamente) comparado con los demás escenarios donde las distancias son más homogéneas. Sin embargo, al compararse con el esquema centralizado este aspecto queda minimizado, y las prestaciones de DDSPON siguen siendo muy superiores. Estas pequeñas variaciones en DDSPON se deben a las diferencias de los tiempos de retorno (RTT) que pueden afectar en la total adquisición del estado de la red para algunos ONU's, lo cual conlleva a un incremento en el tiempo de espera en cola, y por ende de su tamaño a causa de la imprecisión en la información sobre el estado de la red.

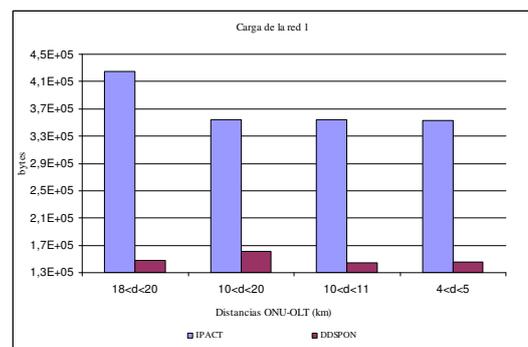
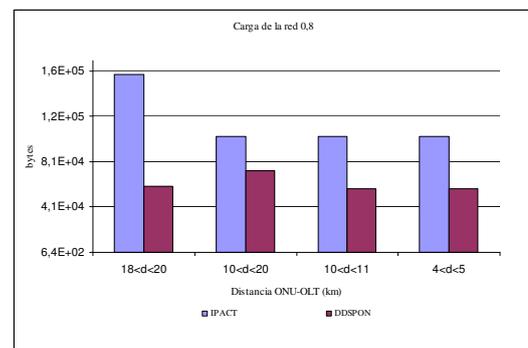


Fig. 9. Tamaño medio de la cola en DDSPON e IPACT para valores normalizados de carga de la red 0,8 y 1

Similares comentarios se pueden deducir de los resultados en cuanto retardo medio por paquete. En la Fig. 10 se muestra un diagrama de barras que representa la diferencia porcentual que DDSPON ofrece como mejora en términos de retardo medio por paquete respecto a IPACT. La diferencia de retardo medio por paquete en términos porcentajes en contraste con el esquema IPACT, varía de 30,6% a 65,4%. Esto representa una mejora considerable de DDSPON si se compara con el esquema centralizado.

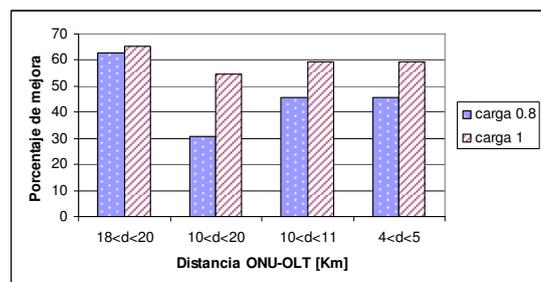


Fig. 10. Retardo medio por paquete: Porcentaje de mejora que ofrece DDSPON sobre el esquema IPACT

Los resultados de las simulaciones permiten pues confirmar el buen comportamiento del algoritmo DDSPON especialmente para altas cargas de la red comparado con el esquema centralizado de referencia en todos los escenarios.

VI. CONCLUSIONES

Se ha presentado un esquema para la asignación dinámica de ancho de banda, el cual como característica diferencial respecto a otras propuestas es del tipo distribuido, es decir, se ejecuta en los dispositivos de usuarios y acorde a la carga real del mismo y del resto de la red. En este trabajo se presenta un estudio comparativo de los parámetros de interés utilizando modelos de simulación que los autores han desarrollado sobre la herramienta OPNET. El modelo implementado cumple con los requerimientos y máquinas de estado expresados en el estándar de EPON. Se ha podido validar con este trabajo otros estudios preliminares del algoritmo DDSPON y se ha podido verificar su eficiencia respecto al esquema centralizado de referencia. Los resultados de las simulaciones también demuestran una mayor estabilidad de la red EPON utilizando el algoritmo DDSPON cuando se evalúa el sistema ante diferentes distancias entre el dispositivo de usuario y el dispositivo de red; a diferencia del esquema centralizado el cual reduce su eficiencia de forma significativa cuanto mayor es la distancia.

AGRADECIMIENTOS

Este proyecto ha sido desarrollado dentro del marco del los proyectos TSI2005-06092, TSI2006-12507-C03-03 y EURO-NF.

REFERENCIAS

- [1] G. Kramer y G. Pesavento, "Ethernet passive optical network (EPON): building a next generation optical access network", IEEE Communications Magazine, Febrero 2002
- [2] IEEE 802.3ah : <http://www.ieee802.org/3/efm/public>.
- [3] G. Kramer, B. Mukherjee y G. Pesavento, "IPACT: a dynamic protocol for an Ethernet PON (EPON)", IEEE Communications Magazine, Febrero 2002
- [4] OPNET Modeler : <http://www.opnet.com/>
- [5] G. Kramer, B. Mukherjee y G. Pesavento, "Ethernet PON (ePON): Design and Analysis of an Optical Access Network", Photonic Network Communications, Julio 2001
- [6] M. Ma, Y. Zhu y T. Cheng, "A Bandwidth Guaranteed Polling MAC Protocol for Ethernet Passive Optical Networks", INFOCOM 2003, IEEE, Marzo 2003
- [7] Y. Hsueh, F. An, K. Kim, y L. Kazovsky, "A New Media Access Control Protocol with Quality of Service and Fairness Guarantee in Ethernet-based Passive Optical Networks", 2nd Symposium on Photonics, Networking, and Computing, Septiembre 2003
- [8] S. Choi, "Cyclic Polling-Based Dynamic Bandwidth Allocation for Differentiated Classes of Service in Ethernet Passive Optical Networks", Photonic Network Communications, Enero 2004
- [9] C. Assi, Y. Ye, S. Dixit y M. Ali, "Dynamic Bandwidth Allocation for Quality-of-Service Over Ethernet PONs", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Noviembre 2003
- [10] C. Chae, E. Wong y R. Tucker, "Optical CSMA/CD media access scheme for Ethernet over passive optical network", IEEE Photonics Technology Letters, Mayo 2002.
- [11] Y. Tse, L. Chen y C. Chan, "A Distributed Collision Avoidance Protocol using Pilot Tone-based Carrier Sense Mechanism for Ethernet Passive Optical Networks", Optical Fiber Communications Conference, 2003, OFC 2003, Marzo 2003
- [12] C. Foh, L. Andrew, M. Zukerman, and E. Wong, "FULL-RCMA: a high utilization EPON", Optical Fiber Communications Conference, 2003, OFC 2003, Marzo 2003
- [13] S. Sherif, A. Hadjiantonis, G. Ellinas, C. Assi y M. Ali, "A Novel Decentralized Ethernet-based PON Access Architecture for provisioning Differentiated QoS", Journal of Lightwave Technology, vol. 22, pp. 2483-2497, 2004
- [14] M. De Andrade, L. Gutierrez y S. Sallent, "DDSPON: A Distributed Dynamic Scheduling for EPON", IEEE International Conference on Signal Processing and Communication (ICSPC 2007), Noviembre 2007