

# Implementación y evaluación del Path Computation Element Protocol

J.L. Añamuro, V. Lopez, J. Aracil  
High Performance Computing and Networking group  
Universidad Autónoma de Madrid  
28049 Madrid, España.

jose.annamuro@estudiante.uam.es, {victor.lopez, javier.aracil}@uam.es

**Abstract**—Las redes troncales están migrando hacia un esquema de redes de nueva generación. Estas redes se utilizan para soportar todo tipo de servicios, por lo que deben ser capaces de soportar múltiples calidades de servicio. Las redes de nueva generación utilizan un plano de control automatizado que realiza las tareas de enrutado, reserva de recursos y gestión del estado de los enlaces. Sin embargo, esta integración de servicios sobre la misma red hace que el cálculo de las rutas sea cada vez más complicado. El Path Computation Element se define para tener un elemento en la red capaz de realizar el cálculo de rutas, descargando a los nodos del plano de control de realizarlo. En este trabajo se ha implementado el Path Computation Element y se evalúa su impacto en el plano de control de redes de nueva generación.

**Index Terms**—Path Computation Element; plano de control; redes troncales; redes multi-capas; redes multi-dominio;

## I. INTRODUCCIÓN

En los años recientes la explosión de conexiones de banda ancha ha impuesto un aumento sin precedentes en el tráfico en redes de telecomunicación con muy altas tasas de crecimiento anual. Un ejemplo de este enorme crecimiento de tráfico es el informe de Cisco [1] que prevé un tráfico IP anual de más de 700 hexabytes en 2014, cuatro veces superior que en 2009. Esto significa una tasa de crecimiento anual de 34%. Se espera que esta tendencia continúe en el futuro debido a la implementación de nuevas tecnologías de accesos de banda fija y móvil, el constante crecimiento en la capacidad de transmisión y la aparición de nuevos servicios de gran ancho de banda como son el Cloud Computing y la televisión de alta definición. En este ambiente de enorme demanda, los operadores de red están preocupados en la escalabilidad de las arquitecturas de red actuales para soportar el internet del futuro, especialmente en termino de coste por bit.

Con el objetivo de reducir los costes, los operadores están migrando a redes de próxima generación. Estas redes de próxima generación soportan múltiples servicios sobre una capa común IP con múltiples tecnologías de transporte [2]. En las redes troncales, los operadores de red utilizan esquemas basados en enrutadores IP/MPLS con la ayuda de una red de conmutación óptica (WDN, OTN, etc) [3].

En el pasado las redes troncales estaban gestionadas de forma estática y centralizada. Este sistema de gestión se encargaba de configurar cada equipo de la red por donde se encaminaba la conexión. Dos hechos cambiaron este paradigma de gestión centralizada en redes troncales. Por un lado, los elementos de red ópticos, como Optical Cross-Connects (OXC) o Reconfigurable Optical Add Drop Multiplexers (ROADM), avanzaron tecnológicamente para poder reconfigurarse de

forma dinámica. Por otro lado, la introducción del paradigma Automatically Switched Optical Network (ASON) [4] y Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) [5] creó un plano de control unificado que permite crear y destruir Label Switched Paths (LSP) de una forma automática. Al ser un plano de control unificado, se puede controlar múltiples dispositivos desde equipamiento Ethernet, IP/MPLS a equipamiento óptico.

Este cambio en la arquitectura crea una red de nueva generación con tres planos: plano de datos, de control y de gestión [6], tal y como se muestra en la Fig. 1. El plano de datos se encarga del transporte de la información de los usuarios. La ITU define el plano de gestión como la entidad que gestiona las funciones del plano de transporte, el plano de control y el sistema en su completo, así como asegura la coordinación entre ellos [4]. El plano de gestión se usa para las operaciones centralizadas de la red como son la facturación, la gestión de fallos o la monitorización de la calidad de servicio, entre otros. La ITU define el plano de control como la entidad que realiza se encarga de las conexiones, su establecimiento y liberación y la restauración [4].

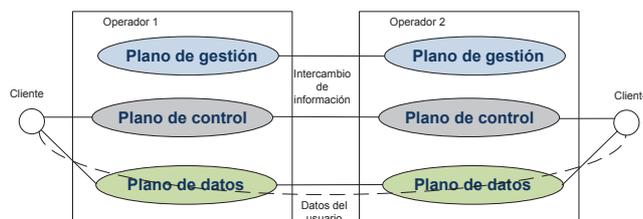


Fig. 1. Arquitectura de red de próxima generación

Un nuevo elemento de las redes de nueva generación es el Path Computation Element (PCE) [7] que surge como iniciativa del IETF para solucionar el problema de calcular una ruta óptima aplicando restricciones en escenarios complejos como son redes multicapa, multidominio y con diferentes áreas. En el caso de redes ópticas, el cálculo de rutas se puede volver muy complejo al tener que incluir información sobre los problemas de la capa física. [8] contiene un amplio resumen sobre los algoritmos con restricciones físicas para redes ópticas. El uso del PCE permite reducir los requisitos computacionales de los elementos del plano de control y con ello los costes de los mismos. Además permite optimizar el cálculo de las rutas al ser una entidad centralizada. El concepto de PCE como una entidad que calcula fue validado experimentalmente en [9]. Los autores

en [10], [11] han estudiado las ventajas del agrupamiento de peticiones en términos de bloqueo y de carga al plano de control utilizando simulación. Sin embargo, en ningún trabajo anterior se ha estudiado la carga que introduce el protocolo PCE en el plano de control en su operación normal utilizando una implementación real del protocolo. Este trabajo tiene dos contribuciones: (1) implementación del protocolo PCE y (2) estudio del impacto en el plano de control del PCE en las redes de próxima generación.

Este trabajo está organizado del siguiente modo. La sección II presenta las distintas arquitecturas del PCE dentro de las redes de próxima generación, sus modos de configuración y cómo es su funcionamiento en cada una de ellas. En la sección III se describe en detalle el Path Computation Element Protocol (PCEP), los mensajes y las diferentes situaciones que se dan en una comunicación entre un PCE y un Path Computation Client (PCC). La sección IV valida el protocolo implementado, analiza las prestaciones del mismo y su impacto en el plano de control. La sección V muestra las conclusiones de este trabajo y muestra el trabajo futuro.

## II. ARQUITECTURA DEL PATH COMPUTATION ELEMENT

El PCE es una entidad (componente, aplicación, o nodo de red) capaz de calcular una ruta de red o una ruta basada en un gráfico de red aplicando restricciones [7]. Esta definición es amplia, por lo que se han definido una gran cantidad de modos de operación. A continuación se presenta la localización del PCE dentro de las redes de próxima generación, así como su integración en escenarios multicapa y multidominio.

### A. Localización

El PCE puede estar en el plano de gestión, siendo parte de un sistema de gestión de red (Network Management System - NMS) tal que dada una petición de servicio, el NMS solicita una ruta al PCE. Para calcular la ruta más adecuada, el PCE requiere la información de estado de la red, la cual está almacenada en una base de datos de ingeniería de tráfico (TED). Una vez que el PCE provee una respuesta al NMS, la configuración es enviada a los elementos de red para configurar el servicio. Esta situación se muestra en la Fig. 2. En [12], se explica en mayor detalle como se puede poblar la TED con información desde el plano de gestión.

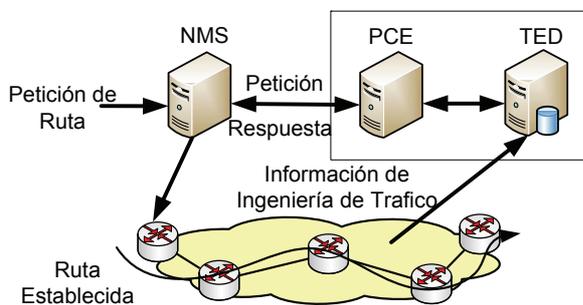


Fig. 2. Path Computation Element

En lugar de añadir la funcionalidad del PCE en el plano de gestión, puede estar en el plano de control. El equipo que solicita las rutas al PCE se denomina Path Computation Client (PCC). Usualmente el PCC es un enrutador GMPLS que puede computar una ruta de un camino distribuido usando

el algoritmo de encaminamiento estándar GMPLS o puede solicitar una ruta al PCE cuando el algoritmo de encaminamiento no sea estándar. Para que el PCE pueda calcular la ruta debe conocer el estado de la red. Para ello se puede utilizar la información de inundación de OSPF y se almacena en una TED [12].

El PCE puede estar integrado en el mismo equipo que el PCC o puede estar separado del servidor. Ambos casos se muestran en la Fig. 3. La solución conjunta en un único servidor es fácil de implementar y no requiere un protocolo estándar de comunicaciones entre el PCC y PCE. En el otro caso, la solución de servidor separado usa el protocolo estándar basado en el esquema petición/respuesta y permite que una única entidad PCE de servicio a múltiples PCCs. Este protocolo de petición/respuesta se conoce como Path Computation Element Protocol (PCEP) y se detallará en la sección III.

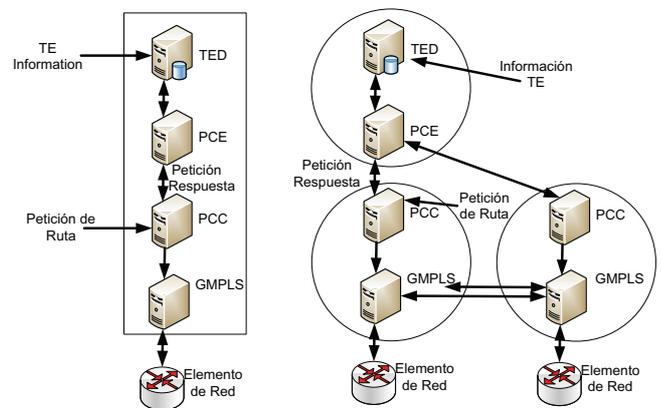


Fig. 3. Configuraciones separada o integrada del PCE

### B. PCE en entornos multicapa

Se han definido esquemas del PCE para entornos multicapa. Una red multicapa es una red donde existen varias tecnologías de red. Un ejemplo son las redes IP sobre redes ópticas [3]. Para este tipo de redes existen, dos modelos de interconexión centralizados y dos modelos distribuidos. Los dos modelos centralizados son los siguientes:

- PCE único multicapa: Esta arquitectura tiene un PCE único capaz de almacenar la información de todas las capas de la red. Este PCE puede estar en cualquier lugar en un plano de control integrado o en un plano de gestión.
- PCE/VNTM (Virtual Network Topology Manager): El VNTM muestra una topología de red a la capa superior [13], tal y como se muestra en la Fig. 4. La capa superior (IP; PCE) puede pedir conexiones extras a la capa inferior. El VNTM puede cambiar las conexiones a la capa superior si sus políticas indican que es la mejor opción. El modo de operación de VNTM podría ser cualquier solución, incluso otro PCE.

En cuanto a las soluciones distribuidas se pueden distinguir las dos siguientes:

- Multicooperación de PCEs de capa única: Esta opción usa un PCE en cada capa y estos pueden intercambiar peticiones cuando estas son requeridas. Debido a este intercambio de peticiones la capa superior puede pedir

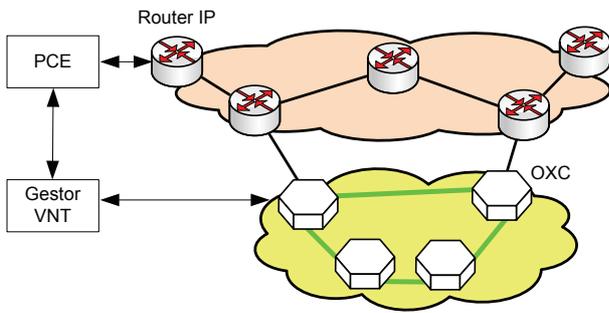


Fig. 4. Configuración PCE/VNTM

conexiones a la capa inferior para que puedan modificar la topología de la capa superior. Además como hay dos PCEs, la solución reduce la complejidad de cálculo en los algoritmos de cada PCE.

- Múltiples PCE multicapa: Esta arquitectura tiene múltiples PCEs multicapa de manera que los PCEs disponen información de cada capa de la red. Los PCCs pueden solicitar un cálculo de ruta a cualquiera de los PCEs, pero en general se realiza al más cercano. Una segunda opción es que el PCC envía consultas a un PCE el cual balancea las solicitudes a los otros PCE, lo que reduce el tiempo de cálculo.

### C. Interconexión multicapa y multidominio PCE

La arquitectura del PCE encaja bien para abordar el problema del establecimiento de rutas multidominio. El modelo de interconexión para un escenario multidominio se muestra en la Fig. 5. Los autores de [14] proveen una visión general de los desarrollos en el área de ingeniería de tráfico basado en PCE en redes GMPLS además de un análisis detallado del enfoque de redes PCE en redes multidominio y comparan el rendimiento de las soluciones existentes. La Fig. 5 muestra que por lo menos hay un PCE en cada dominio y el modelo de interconexión entre los PCEs está basado en el protocolo de petición/respuesta.

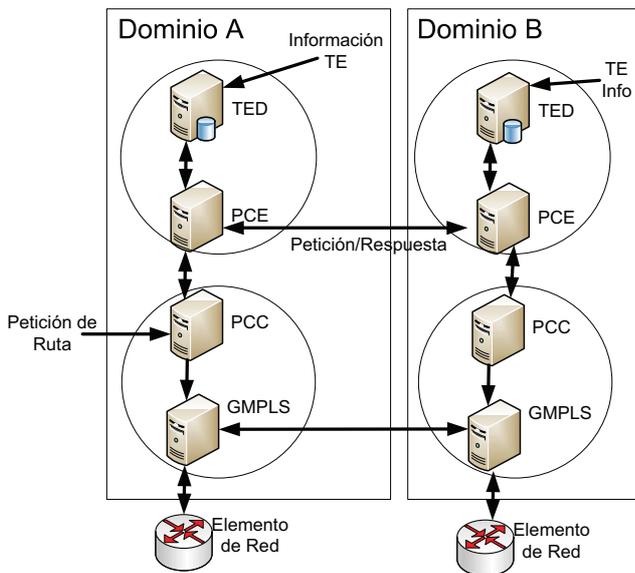


Fig. 5. PCE en un entorno de red multidominio

Cuando hay una petición del dominio A al dominio B, el PCC envía una petición al PCE A, el cual reenvía la petición al PCE B proporcionando una ruta o una fallo en el procedimiento. Este es el procedimiento general, pero hay tres métodos de cálculo diferentes:

- 1) PCE de cooperación simple: La configuración de cooperación PCE permite a los PCE intercambiar información para encontrar la mejor conexión de extremo a extremo. Cada PCE envía la mejor solución al siguiente PCE de la cadena, pero el PCE vecino puede sugerir otra conexión al PCE anterior. Sin embargo cada conexión se elige a nivel local lo cual significa que cuando la ruta óptima extremo a extremo no utiliza la ruta local óptima, entonces la solución global no puede ser encontrada (Fig. 6).

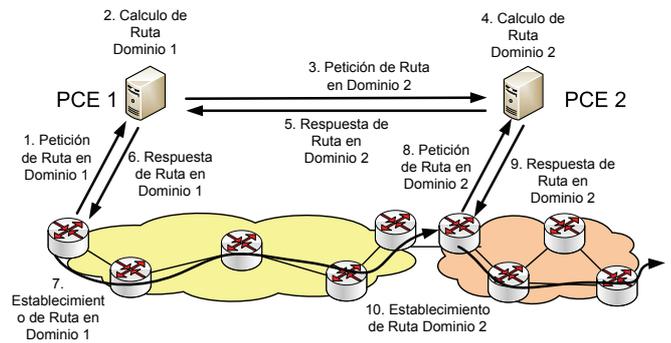


Fig. 6. PCEs de cooperación simple

- 2) Cálculo de ruta por dominio [15]: En este enfoque cada PCE calcula la ruta desde el router de ingreso hasta el router de salida en su dominio, tal y como se muestra en la Fig. 7. Por lo tanto, todos los dominios del origen al destino deben ser conocidos de antemano por el PCE en el dominio origen. Este es un problema, ya que no hay un mecanismo para escoger los dominios más adecuados del origen al destino. Por otra parte si hay múltiples conexiones entre dominios, el PCE1 puede proveer una ruta que es óptima a nivel local pero no a nivel global.

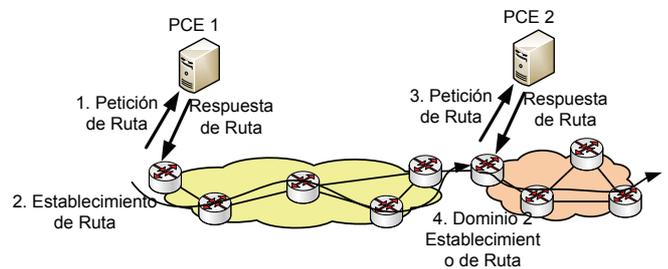


Fig. 7. Cálculo de ruta por dominio de un PCE

- 3) Backward recursive path computation (BRPC) [16]: El método BRPC se inicia en el dominio destino el cual envía a su vecino el coste desde el router del extremo al nodo de destino. En consecuencia el dominio vecino puede crear un árbol con sus nodos de origen y su nodo de destino. Este proceso continúa hasta el dominio

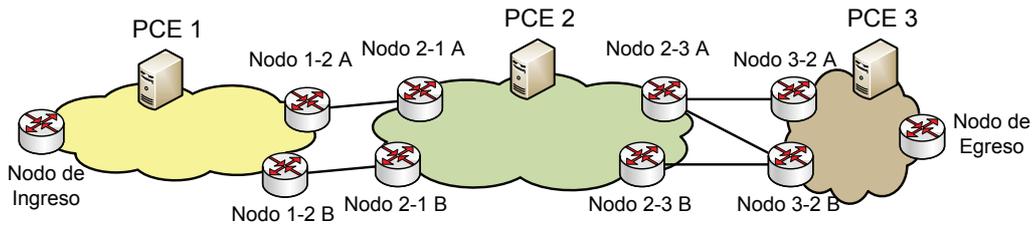


Fig. 8. Cálculo de ruta recursivo Backward

origen el cual selecciona la mejor ruta extremo a extremo. La Fig. 8 representa tres dominios conectados con un PCE por dominio. Usando BRPC, PCE1 envía una solicitud a PCE2 el cual se lo reenvía a PCE3. PCE3 responde con la distancia desde el nodo del borde con el dominio 2. PCE2 lleva a cabo la misma operación enviando el árbol con las combinaciones posibles de 1 a 3. Cuando múltiples dominios están interconectados intercambiar dicha información puede ser complicado.

### III. DESCRIPCIÓN DETALLA DEL PATH COMPUTATION ELEMENT PROTOCOL

Esta sección especifica el Path Computation Element Communication Protocol (PCEP) para las comunicaciones entre un PCC y un PCE, o entre dos PCEs [17]. El PCEP es un protocolo basado en la arquitectura petición/respuesta que opera sobre el protocolo TCP. El protocolo consta de 7 posibles mensajes: Open, Keepalive, Request, Response, Notify, Error y Close.

#### A. Fase de Inicialización

La fase de inicialización consiste en dos pasos sucesivos, primero la creación de una conexión TCP y segundo el establecimiento de una sesión PCEP sobre TCP. Una vez que la conexión ha sido establecida, el PCC y el PCE (conocidos como pares PCEP) inician el establecimiento de una sesión PCEP en el que negocian varios parámetros que están establecidos dentro del mensaje Open que incluyen un temporizador Keepalive y un temporizador Deadtimer. También se permite el intercambio de las capacidades del PCE y PCC para saber qué tipo de solicitudes se pueden realizar para el cálculo de ruta al PCE (Fig. 9).

#### B. Sesión Keepalive

Una vez establecida la sesión, es necesario saber que el otro extremo está aún disponible. Se puede confiar en TCP para esta información, pero es posible que la función PCEP remota falle sin perturbar la conexión TCP. Con el fin de manejar esta situación, PCEP incluye un mecanismo de mantenimiento de la conexión basado en un temporizador Keepalive, un temporizador Deadtimer y un mensaje Keepalive.

Cada extremo de la sesión PCEP ejecuta un temporizador Keepalive que se reinicia cuando se envía un mensaje en la sesión. Una vez que el temporizador expira se manda un mensaje Keepalive.

Los extremos de la sesión ejecutan el temporizador Deadtimer y lo reinician cada vez que se recibe un mensaje en la sesión. Si un extremo de la sesión no recibe ningún

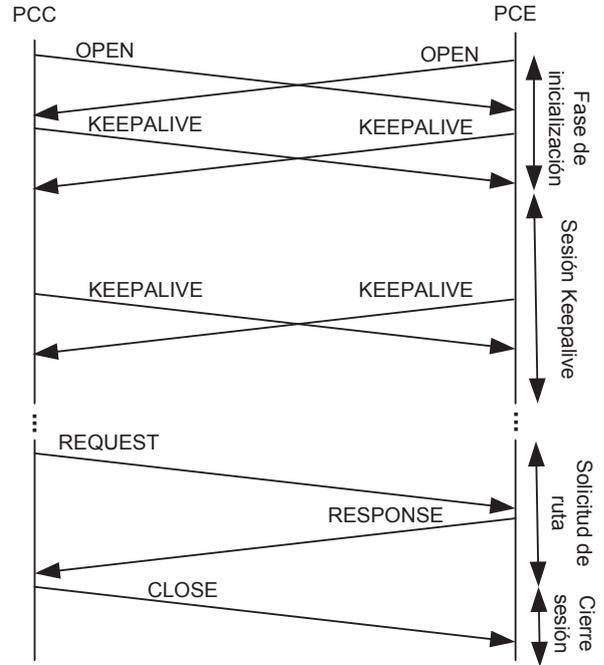


Fig. 9. Intercambio de paquetes en las diferentes sesiones del PCEP

mensaje y expirar el Deadtimer la sesión se declara muerta. Cada extremo de la sesión puede especificar (en el mensaje Open cuando se abre la sesión) el temporizador Keepalive que utilizará (es decir, con qué frecuencia se transmitirá un mensaje Keepalive si no hay otro tráfico), un Deadtimer que recomienda utilizar a su par (cuánto tiempo debe esperar el par antes de declarar la sesión muerta si no recibe tráfico). Los extremos de la sesión podrán utilizar diferentes valores de temporizador Keepalive.

El valor mínimo para el temporizador Keepalive es de un segundo y el recomendado es de 30, puede deshabilitarse estableciendo el temporizador a cero. El valor recomendado para el Deadtimer es 4 veces el valor del Keepalive (Fig. 9).

#### C. Solicitud y respuesta de una ruta

Una vez que se ha establecido una sesión PCEP satisfactoriamente entre un PCC y un PCE, el primero envía una petición de ruta al PCE (mensaje Request) que contienen una variedad de objetos que especifican un conjunto de restricciones y atributos para calcular la ruta. Cada solicitud es única e identificada por un ID.

El PCE al recibir la solicitud acciona un cálculo de ruta y cuando lo resuelve retorna un mensaje Response. Este men-

saje puede contener las rutas calculadas al PCC solicitante, si el PCE resuelve el cálculo de ruta que satisfaga el conjunto de restricciones requeridas en la solicitud. O puede decir con el mensaje que no encontró una ruta adecuada. El PCC al recibir una respuesta negativa puede decidir volver a enviar la solicitud modificándola o tomar otra acción apropiada. Hay que remarcar que el PCEP soporta la capacidad de enviar en una solicitud simple el cálculo de más de una ruta.

#### D. Finalización de una sesión PCEP

Cuando uno de las pares PCEP desea terminar la sesión, este primero envía un mensaje PCEP `Close` y luego cierra la conexión TCP. Si el PCE finaliza la sesión, el PCC borra todos los estados relacionados con las peticiones pendientes previamente enviadas al PCE. Similarmente, si el PCC finaliza la sesión PCEP, el PCE borra todas las peticiones de ruta enviadas por el PCC (Fig. 9). Un mensaje `Close` solo puede ser enviado para finalizar la sesión PCEP si la sesión ha sido previamente establecida. Una sesión PCEP también puede finalizar si un PCE/PCC recibe un mensaje desconocido a una frecuencia elevada. En ese caso, el PCC o PCE debe enviar un mensaje `Close` con el valor `close` "Recepción de un número inaceptable de mensajes desconocidos".

#### E. Modos de funcionamiento del protocolo PCEP

Existen dos modos de funcionamiento del PCEP, el intermitente y el permanente. El modo intermitente abre y cierra sistemáticamente una sesión PCEP para cada petición de ruta, esta modalidad es aplicable cuando el envío de una petición es un evento raro. En el modo permanente, se mantiene establecida la sesión PCEP y su correspondiente conexión TCP por un intervalo de tiempo ilimitado, esta modalidad resulta apropiada cuando las peticiones de ruta se envían de forma frecuente. Este modo evita abrir y cerrar una conexión TCP para cada nueva petición reduciendo así la carga adicional. La sesión `Keepalive` (Fig. 9) únicamente aparece cuando existe el modo de funcionamiento permanente.

#### F. Otros mensajes del protocolo

Existen situaciones en las que un PCE quiere notificar un error o un evento específico. El mensaje `Error` se usa cuando se cumple una condición de error del protocolo o cuando una petición no es compatible con la especificación del PCEP (recepción de un mensaje con un objeto obligatorio perdido, referencia de solicitud desconocida, violación de políticas o mensajes inesperados). El mensaje `Notify` se usa cuando un PCE alcanza una sobrecarga que podría dar lugar a tiempos de respuesta inaceptables, el PCE puede querer notificar a uno o mas PCCs que alguna de sus peticiones no puede ser realizada o experimentar retardos inaceptables. Sobre la recepción de tales notificaciones, el PCC puede decidir redirigir estas peticiones de ruta a otro PCE disponible. Similarmente un PCC puede notificar al PCE de un evento en particular como la cancelación de una petición pendiente.

### IV. EVALUACIÓN DE PRESTACIONES DEL PCEP

Esta sección primero valida el funcionamiento de la implementación realizada y después analiza las prestaciones de dicha implementación en términos de número máximo de peticiones por segundo y ancho de banda que ocupa el

protocolo PCE. Para estudiar el impacto en el plano de control, se analizarán los dos modos de operación intermitente y permanente y el modo de agrupamiento de peticiones.

Para realizar las pruebas se han utilizado dos equipos conectados en una red de área local (Fig. 10). El PCE estaba en un servidor con un procesador de doble núcleo Intel(R) Xeon(R) CPU 3075 a 2.66 Ghz de 64 bits.

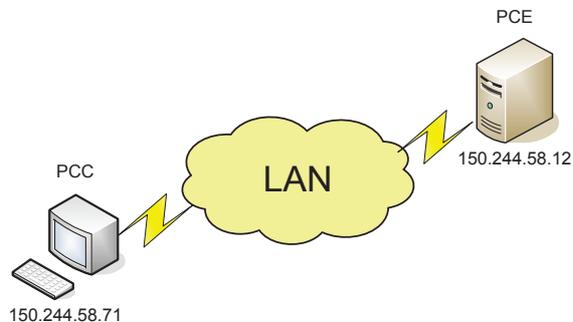


Fig. 10. Topología donde se evaluó el PCEP

#### A. Validación del funcionamiento del protocolo Path Computation Element

En este experimento se realizó una solicitud en modo intermitente para mostrar el correcto funcionamiento del protocolo PCE. En la Fig. 11, se muestra la captura con el intercambio de mensajes entre el PCC (150.244.58.71) y el PCE (150.244.58.12). Como se puede ver en la misma, el PCC inicia el establecimiento de una sesión enviando un mensaje `Open` que el PCE responde con otro mensaje `Open`, seguidamente intercambian mensajes `Keepalive` y queda establecida la sesión, luego un PCC envía una solicitud de cálculo de ruta (`Request message`) la cual el PCE procesa satisfactoriamente enviando de vuelta un (`Reply message`) y finalmente el PCC cierra la sesión.

#### B. Rendimiento en número de peticiones por segundo

La siguiente prueba consistió en determinar el número máximo de peticiones que se puede procesar entre un cliente y un servidor debido al retardo del protocolo en una red de área local. Para ello se ha medido el tiempo de duración de una petición cuando el PCE y el PCC están distribuidos según la topología de la Fig. 10. Para evitar que el factor dominante sea el algoritmo de cálculo de rutas, se respondía que no se encontraba camino usando el objeto `NO-PATH` [17]. Para algoritmos de baja complejidad como son los de camino más corto en topologías de tamaño pequeño no cambia apenas los resultados. El retardo de la red era del orden de 0.1ms, puesto que se encontraban en una LAN.

En el experimento se lanzaron 10000 peticiones desde el PCC al PCE. El resultado del experimento (Fig. 12) revela que más del 3.5% de las peticiones tardan 3.5 milisegundos y la función de distribución acumulada (Fig. 13) muestra que el 99% que las peticiones tardan menos de 13.078 milisegundos. Acorde a estos valores, en el peor caso el servidor podrá soportar hasta 76,7 peticiones.

Time	Source	Destination	Protocol	Info
0.0005	150.244.58.71	150.244.58.12	PCEP	OPEN MESSAGE
0.0007	150.244.58.12	150.244.58.71	PCEP	OPEN MESSAGE
0.0037	150.244.58.71	150.244.58.12	PCEP	KEEPALIVE MESSAGE
0.0039	150.244.58.12	150.244.58.71	PCEP	KEEPALIVE MESSAGE
0.0052	150.244.58.71	150.244.58.12	PCEP	PATH COMPUTATION REQUEST MESSAGE
0.0055	150.244.58.12	150.244.58.71	PCEP	PATH COMPUTATION REPLY MESSAGE
0.0058	150.244.58.71	150.244.58.12	PCEP	CLOSE MESSAGE

Fig. 11. Wireshark output: PCEP captured packets

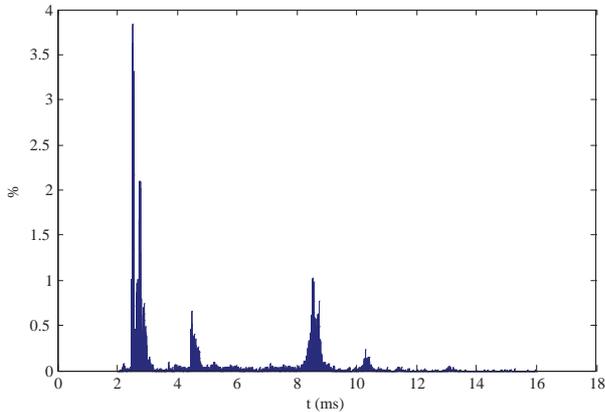


Fig. 12. Histograma de frecuencias relativas del retardo

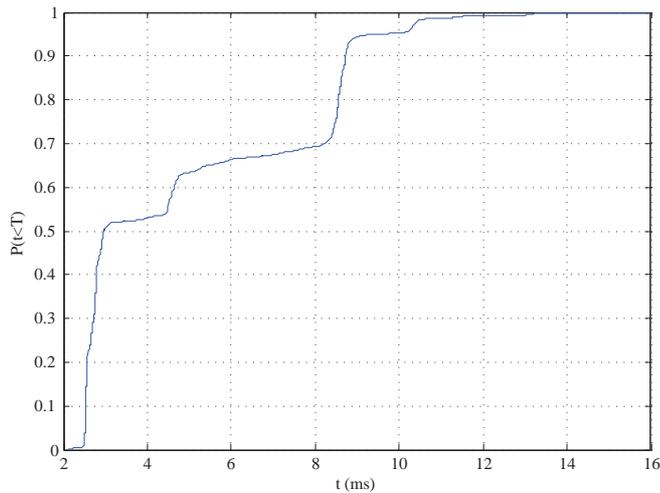


Fig. 13. Funcion de distribucion acumulada del retardo

### C. Modo Intermitente vs. Permanente

Tal y como se explicó anteriormente, existen dos modos de operación del PCEP: permanente e intermitente. Este experimento pretende comparar ambos modos de funcionamiento, en términos de consumo de ancho de banda en el plano de control. Primero, se explicará el cálculo teórico de ancho de banda para cada modo y después se validará mediante un experimento que el protocolo implementado consume el mismo ancho de banda.

- 1) Modo Intermitente: Este modo inicia una sesión PCEP cada vez que sea necesario enviar una petición. Por lo tanto, para cada petición se envían dos mensajes `Open` (78bytes), dos mensajes `Keepalive` (70bytes), un

mensaje `Request` (94bytes), un mensaje `Response` (90bytes) y un mensaje `Close` (78bytes). El tamaño de los mensajes `Request` y `Response` puede variar dependiendo del uso de IPv4 o IPv6 y de la topología de la red, ya que va incluida la información de cada salto. Para este experimento por cada petición se utilizan:

$$C_{inter} = 8 \times 558 \times N_{pet} \quad (1)$$

donde  $N_{pet}$  son las peticiones por segundo.

- 2) Modo Permanente: Este modo mantiene la sesión PCEP activa por un lapso de tiempo enviando un mensaje `Keepalive` cada `KeepTimer` segundos. Además, por cada petición envía un mensaje `Request` (94bytes), un mensaje `Response` (90bytes). Se puede calcular los Kbps que inyecta a la red con la siguiente expresión:

$$C_{perm} = \frac{8 \times 140}{KeepTimer} + 8 \times 184 \times N_{pet} \quad (2)$$

donde `KeepTimer` es el valor del temporizador `KeepTimer` en segundos y  $N_{pet}$  son las peticiones por segundo.

La Fig. 14 muestra el ancho de banda ocupado en el plano de control para  $N_{pet} = \{1/120, 1/90, 1/60\}$  cuando se usa el modo intermitente. La carga es del orden de decenas de bps. En una red puede haber decenas de nodos y pueden atravesar varios saltos para llegar al PCE, pero aún así la carga en el plano de control es baja. Para estos valores usando el modo permanente se obtienen resultados similares.

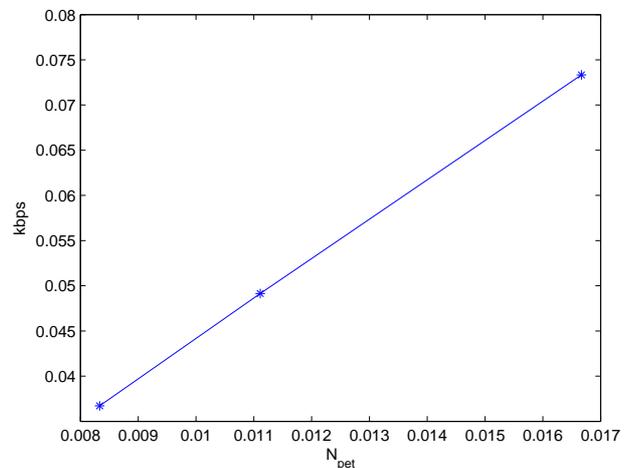


Fig. 14. Ancho de banda del PCEP

KeepTimer	kB/s	Peticiones
10	21	56,15
20	10,5	28,07
30	7	18,72
40	5,25	14,04
50	4,2	11,23
60	3,5	9,36

Tabla I  
INTERMITENTE VS. PERMANENTE

A continuación se va a comparar qué modo de operación utiliza un mayor ancho de banda en base al número de peticiones por segundo y el valor del KeepTimer. La Fig. 15 compara el ancho de banda de acuerdo al número de peticiones lanzadas en el modo intermitente contra el modo permanente para varios valores del KeepTimer. En este experimento se han quitado la carga de meten los mensajes Request y Response que son comunes a ambos modos. Para calcular el número exacto  $N_{pet}$  donde se iguala el ancho de banda de ambos modos, se puede usar la siguiente expresión:

$$N_{pet} = \frac{140}{KeepTimer \times 374} \quad (3)$$

La Tabla 1 muestra el valor de  $N_{pet}$  para cada uno de los KeepTimer usados en el experimento anterior. Con este experimento se da una regla para decidir en qué modo se debe operar según los parámetros del protocolo. En base a los resultados, dependiendo del número de peticiones y del valor del temporizador KeepTimer se puede ver qué modo de operación envía más o menos tráfico al plano de control.

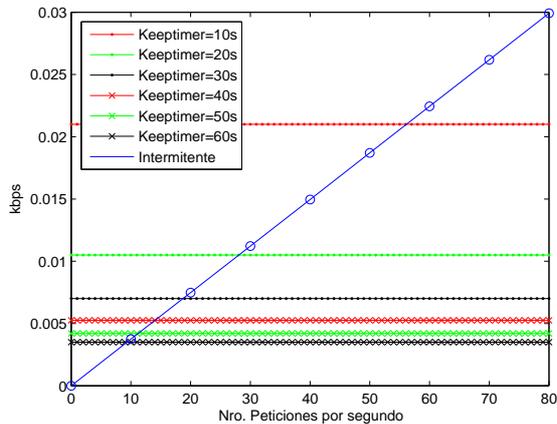


Fig. 15. Permanente vs. Intermitente

#### D. Agrupamiento de Peticiones

La definición de PCEP permite al PCC enviar al PCE más de una petición a la vez, es decir se pueden agrupar múltiples peticiones en una sola antes de enviarlas al PCE.

Las peticiones se agrupan para mejorar el proceso de optimización de red a expensas de un incremento en el retardo en la creación de la conexión. En el agrupamiento, se reúnen las peticiones usando un umbral de tiempo o de

número máximo de peticiones. En el primer modo, se espera un temporizador para enviar la petición con todas las rutas llegadas antes que éste expire. En la segunda se espera una cantidad determinada de peticiones según el valor del umbral y se envía la petición.

En este experimento se usa el primer modo donde la llegada de peticiones sigue una distribución de Poisson con un valor de  $N_{pet} = \{1/120, 1/90, 1/60\}$ .

En la Fig. 16 se muestra como para una tasa mayor el ancho de banda usando agrupamiento se reduce significativamente debido al menor número de apertura y cierre de las conexiones. Sin embargo, cuando la carga es menor la reducción no es tan importante. Para intervalos de tiempo superiores la reducción de overhead no es muy significante.

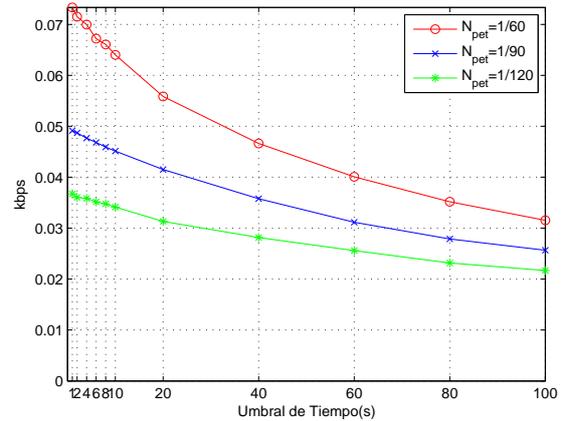


Fig. 16. Ancho de banda usando el agrupamiento

## V. CONCLUSIONES

El Path Computation Element Protocol permite realizar el cálculo de rutas complejas descargando a los elementos del plano de control de realizar dicha tarea. Esto permite reducir el coste del equipamiento de la red mejorando el coste por bit de los operadores. El Path Computation Element se integra en las redes de próxima generación dentro de su arquitectura. En este trabajo se ha mostrado el rendimiento de una implementación del PCEP, estudiando en detalle los modos de operación del PCE y la sobrecarga introducida en el plano de control. Se ha demostrado que no introduce una gran cantidad de información en el plano de control.

Como trabajo futuro se extenderán las funcionalidades de esta implementación del PCE a entornos multidominio. Con esta extensión de funcionalidades, se puede estudiar el comportamiento de cada protocolo multidominio definido en distintos escenarios.

## AGRADECIMIENTOS

Este trabajo ha sido parcialmente financiado por el Ministerio de Educación y Ciencia a través del proyecto ANFORA (TEC2009-13385).

## REFERENCES

- [1] Cisco and Associates, "Hyperconnectivity and the Approaching Zettabyte Era," Cisco, Tech. Rep., 2010.
- [2] J. Lobo and F. Jimenez, "Impact of GMPLS on an Integrated operator," in *WGN5: V Workshop in G/MPLS networks*, March 2006.

- [3] J. Gabeiras, V. López, J. Aracil, J. Fernández Palacios, C. García Argos, O. González de Dios, F. Jiménez Chico, and J. Hernández, "Is Multi-layer Networking Feasible?" *Optical Switching and Networking*, vol. 6, no. 2, pp. 129 – 140, 2009.
- [4] ITU-T, "Architecture for the Automatically Switched Optical Network (ASON) - Rec. 8080/Y.1304," February 2003.
- [5] E. Mannie, "Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Architecture," *IETF RFC 3945*, pp. 1–40, October 2004. <http://tools.ietf.org/html/rfc3945>.
- [6] M. N. Ellanti, S. S. Gorshe, L. G. Raman, and W. D. Grover, *Next Generation Transport Networks: Data, Management, and Control Planes*, 1st ed. Springer, April 2005.
- [7] A. Farrel, J.P. Vasseur, and J. Ash, "A path computation element (PCE)-based architecture," *IETF RFC 4655*, pp. 1–40, August 2006. <http://tools.ietf.org/html/rfc4655>.
- [8] S. Azodolmolky, M. Klinkowski, E. Marin, D. Careglio, J. Pareta, and I. Tomkos, "A survey on physical layer impairments aware routing and wavelength assignment algorithms in optical networks," *Computer Networks*, vol. 53, no. 7, pp. 926–944, 2009.
- [9] F. Cugini, F. Paolucci, L. Valcarenghi, and P. Castoldi, "Implementing a Path Computation Element (PCE) to encompass physical impairments in transparent networks," in *Proceedings of OFC/NFOEC*, 2007, pp. 1–3.
- [10] J. Ahmed, P. Monti, and L. Wosinska, "LSP request bundling in a PCE-based WDM network," in *Proc. of IEEE/OSA Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC)*, 2009., March 2009.
- [11] J. Ahmed, C. Cavdar, P. Monti, and L. Wosinska, "An Optimal Model for LSP Bundle Provisioning in PCE-based WDM Networks," in *Proc. of IEEE/OSA Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC)*, 2011., March 2011.
- [12] V. López, B. Huiszoon, Ó. González de Dios, J. Fernández Palacios, and J. Aracil, "Path Computation Element in Telecom Networks: Recent Developments and Standardization Activities." in *Optical Networking Design and Modeling (ONDM)*, February 2010.
- [13] K. Shiimoto, D. Papadimitriou, J.L. le Roux, M. Vigoureux, and D. Brungard, "Requirements for GMPLS-based multi-region and multi-layer networks (MRN/MLN)," *IETF RFC 5212*, pp. 1–28, July 2008. Online (Dec. 2009): <http://tools.ietf.org/html/rfc5212>.
- [14] S. Dasgupta, J.C. de Oliveira, and J.P. Vasseur, "Path-computation-element-based architecture for interdomain MPLS/GMPLS traffic engineering: Overview and performance," *IEEE Network*, vol. 21, no. 4, pp. 38–45, July 2007.
- [15] J.P. Vasseur and A. Ayyangar and R. Zhang, "A Per-Domain Path Computation Method for Establishing Inter-Domain Traffic Engineering (TE) Label Switched Paths (LSPs)," *IETF RFC 5152*, pp. 1–20, February 2008. <http://tools.ietf.org/html/rfc5152>.
- [16] J.P. Vasseur and R. Zhang and N. Bitar and J.L. Le Roux, "A Backward-Recursive PCE-Based Computation (BRPC) Procedure to Compute Shortest Constrained Inter-Domain Traffic Engineering Label Switched Paths," *IETF RFC 5441*, pp. 1–16, April 2009. <http://tools.ietf.org/html/rfc5441>.
- [17] J.P. Vasseur and J.L. Le Roux, "Path Computation Element (PCE) Communication Protocol (PCEP)," *IETF RFC 5440*, pp. 1–40, March 2009. <http://tools.ietf.org/html/rfc5440>.