

UNIVERSIDAD AUTÓNOMA DE MADRID

ESCUELA POLITÉCNICA SUPERIOR



PROYECTO FIN DE CARRERA

*Impacto de la incertidumbre en el protocolo Path
Computation Element*

Mario Briceño González

Diciembre 2013

Impacto de la incertidumbre en el protocolo Path Computation Element

AUTOR: Mario Briceño González

TUTOR: Víctor López Álvarez

PONENTE: Jorge E. López de Vergara Méndez

High Performance Computing and Networking Research Group

Dpto. de Tecnología Electrónica y de las Comunicaciones

Escuela Politécnica Superior

Universidad Autónoma de Madrid

Diciembre 2013

Resumen

La transición hacia las redes de próxima generación que se está llevando a cabo en la actualidad se cimenta en la utilización de la arquitectura *Automatic Switched Optical Network* (ASON) y los protocolos *Generalized Multi-Protocol Label Switching* (GMPLS), que han dado forma al plano de control usado las redes ópticas, distribuyendo el cálculo de rutas de forma distribuida. Sin embargo la naturaleza de las redes ópticas con múltiples restricciones hace que uno de los principales retos del plano de control sea el de lidiar con el cálculo complejo de estas rutas.

La arquitectura *Path Computation Element* (PCE) permite aislar la tarea de cálculo de caminos de los nodos de la red y realizarla en una entidad PCE separada. PCE se utiliza ampliamente en los entornos más complejos, como por ejemplo las redes ópticas multi-dominio, donde el cálculo de cada ruta entraña un considerable coste computacional.

El PCE como elemento principal de la misma es el encargado del cálculo de las rutas con los requisitos que demandan los *Path Computation Clients* (PCC) y con la información del estado actual de su dominio de red, disponible en la *Traffic Engineering Database* (TED).

En estos escenarios de alta complejidad, la arquitectura PCE contará con varias entidades operando sobre el mismo plano de control. La concurrencia de tantas entidades sobre un mismo dominio conlleva que la información sobre el estado de la red no sea fiel al estado puntual de la red en un momento determinado. El retardo del plano de control es una de las causas principales de estas inexactitudes, generando una incertidumbre en el cálculo de rutas que puede concurrir en bloqueos sobre el establecimiento de rutas que ya habían sido aprobadas por el PCE.

En este proyecto se analiza la naturaleza de esta incertidumbre en el caso particular de un dominio haciendo uso de la arquitectura PCE. Se implementa y evalúa el efecto de añadir una reserva temporal a la petición de los recursos asignados a cada ruta frente a un modelo de incertidumbre basado en retardos en el plano de control.

Con las conclusiones obtenidas a partir de este análisis, se define e implementa un algoritmo adaptativo a aplicar sobre la arquitectura PCE de ese mismo dominio con el objetivo de dotar a la misma de capacidad de hacer frente a esta incertidumbre de manera autónoma y sin extensiones adicionales en el protocolo *Path Computation Element* (PCEP).

Palabras clave

Cálculo de rutas, incertidumbre, plano de control, PCE, TED, retardo en el plano de control, reserva temporal de recursos.

Abstract

Nowadays, communication networks are evolving to a new architecture called “Next Generation Networks” (NGN). The advent of new technologies as the Automatic Switched Optical Network (ASON) and the Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) allows for control plane operation over optical networks. Path computation in these networks is done in each network node in a distributed fashion. However, optical networks are much more complex in terms of physical restrictions, making path computation a very complicated task.

Path Computation Element (PCE) architecture isolates path computation from the nodes to a separate PCE entity. PCE is widely used in high complexity scenarios where path computation requires huge computing efforts given the amount of restrictions that apply. For instance, PCE is a good fit for multi-domain optical networks with several areas and physical restrictions.

PCE can process the incoming requests from the Path Computation Clients (PCC) and response to these clients with the instructions to establish the calculated path. Path is computed using up to date domain information stored in the Traffic Engineering Database (TED).

High complexity scenarios using PCE architecture will have several entities operating the same control plane leading to inaccuracies between the network information in a particular moment and the actual network status. Control plane delay is one of the main contributors to these inaccuracies, ultimately blocking path establishment of previously acknowledged path computations.

This work aims to investigate the uncertainty present in a single PCE domain. It implements and evaluates the use of a temporary resource reservation in order to eliminate the inaccuracies caused by an uncertainty model for the control plane. The model will introduce inaccuracy using a control plane delay.

On top of the results from these evaluations, a dynamic algorithm is designed and implemented to be applied together with the PCE architecture over a single domain. The goal of this algorithm is to eliminate the uncertainty in a dynamic an autonomous way, without using any extensions to the Path Computation Element Protocol (PCEP).

Keywords

Path computation, uncertainty, control plane, PCE, TED, control plane delay, temporary resource reservation.

Agradecimientos

Me gustaría agradecer a mi familia la oportunidad de tener una formación adecuada a lo largo de mi vida. Gracias a su apoyo y cariño espero que este trabajo sirva al mismo tiempo de culminación de un largo camino de aprendizaje, y de motivación para emprender con ánimo y expectativas muchos otros apasionantes caminos.

Quisiera mencionar también a mis compañeros de clase que han hecho mucho más rico el proceso de aprendizaje y trabajo por el que todos hemos pasado. Especial reconocimiento merecen David, Jorge y Sergio como mis amigos y acompañantes de este gran viaje.

A Valerie, por sus ánimos y comprensión.

A Diego Álvarez por su ayuda y guía en los inicios de este proyecto, sin duda fue un inicio mucho más llevadero con tu ayuda. También me gustaría mencionar a Fernando Muñoz del Nuevo y agradecerle varias discusiones de gran valor para la consecución de este proyecto.

Y para concluir quisiera agradecer a mi tutor Víctor López por su implicación durante todo este tiempo. Tu cercanía, calidad personal y competencia profesional han sido una mezcla perfecta que me ha guiado con maestría en la consecución de este proyecto. Muchas gracias por tu paciencia y apoyo en todo momento.

Gracias.

Índice de contenidos

1.	Introducción.....	1
1.1.	Motivación.....	2
1.2.	Objetivos.....	2
1.3.	Estructura de esta memoria	2
2.	Arquitecturas de redes troncales de próxima generación	5
2.1.	Introducción.....	5
2.2.	Evolución en las redes troncales de comunicaciones.....	5
2.3.	Estructura de las redes de próxima generación.....	6
2.4.	Redes multi-capa y multi-dominio	9
2.4.1.	Redes multi-capa y redes multi-región.....	9
2.4.2.	Redes multi-dominio	12
2.5.	Path Computation Element (PCE).....	15
2.5.1.	Arquitectura del Path Computation Element.....	16
2.5.2.	Descripción general del protocolo Path Computation Element (PCEP).....	18
2.5.3.	PCE sobre redes WSON	21
2.5.4.	PCE en entornos MLN/MRN	24
2.5.5.	PCE en entornos multi-dominio	26
2.6.	Conclusiones	30
3.	La incertidumbre en el cálculo de rutas.....	33
3.1.	Introducción.....	33
3.2.	Sensibilidad de la arquitectura PCE con respecto al estado del LSP	33
3.3.	Actualización de la TED	34
3.4.	Opciones para eliminar la incertidumbre en el cálculo de rutas	34
3.5.	Definición del temporizador de pre-reserva.....	36
3.6.	Conclusiones	39
4.	Evaluación del impacto de la incertidumbre en el cálculo de rutas de redes ópticas	41
4.1.	Introducción.....	41
4.2.	Descripción del escenario para los experimentos	41
4.2.1.	Arquitectura específica del PCE	41
4.2.2.	Estabilidad del escenario y obtención del retardo de la red.....	42
4.3.	Impacto del plano de control en el bloqueo por robo de longitud de onda.....	45
4.4.	Relación entre el temporizador de pre-reserva y el retardo del plano de control	46
4.4.1.	Definición de tiempos y estudio temporal	46
4.4.2.	Estudio del bloqueo por robo de longitud de onda.....	49

4.4.3.	Valor de diseño para eludir el efecto de la incertidumbre sobre el dominio de red.....	52
4.5.	Validación de la elección del parámetro de diseño en entornos de alta carga	53
4.6.	Conclusiones	54
5.	Algoritmo adaptativo del tiempo de pre-reserva	56
5.1.	Introducción.....	56
5.2.	Motivación en el diseño del algoritmo	56
5.3.	Modelos de arquitectura adaptativa frente a la incertidumbre.....	56
5.3.1.	Medición activa de parámetros de la red	56
5.3.2.	Reutilización de los datos presentes en la arquitectura PCE	57
5.4.	Algoritmo adaptativo	58
5.4.1.	Modificaciones en la arquitectura	58
5.5.	Resultados de los experimentos	62
5.5.1.	Escenario de experimentación	62
5.5.2.	Validación con respecto a los resultados anteriores.....	62
5.5.3.	Experimentos dinámicos	67
5.6.	Conclusiones	73
6.	Conclusiones y futuras líneas de trabajo	75
6.1.	Introducción.....	75
6.2.	Conclusiones	75
6.3.	Futuras líneas de trabajo	76
	Referencias.....	79
	Anexo A. Presupuesto	82
	Anexo B. Pliego de condiciones.....	85

Índice de figuras

Figura 2-1.-Evolución cronológica de las redes troncales	6
Figura 2-2.- Mapeo de tecnologías de conmutación con los niveles OSI	7
Figura 2-3.- Arquitectura ASON para redes NGN	9
Figura 2-4.-Ejemplo MLN Horizontal con una capa PSC y otra capa TDM.....	10
Figura 2-5.- Ejemplo MLN Vertical.....	11
Figura 2-6.-Ejemplo de red combinada con interfaces de capas a escala horizontal y vertical.....	11
Figura 2-7.- Ejemplo de red con cinco dominios y cuatro operadores	12
Figura 2-8.- Ejemplo de señalización en una red formada por dos dominios.....	14
Figura 2-9.- Arquitectura de PCE como nodo externo	16
Figura 2-10.- Arquitectura PCC.....	17
Figura 2-11.- Ejemplo de sesión PCEP.....	19
Figura 2-12.- Modelo de combinación de los procesos de RWA en una misma instancia de PCE	22
Figura 2-13.- Modelo de combinación de RWA en una misma entidad, pero realizada en dos procesos diferentes.....	22
Figura 2-14.- Modelo de enrutamiento en PCE y asignación de longitudes de onda mediante protocolos de señalización.....	23
Figura 2-15.- Ejemplos de entorno MLN/MRN.....	24
Figura 2-16.- Cálculo de caminos multi-capa usando un solo PCE	25
Figura 2-17.- Cálculo de caminos multi-capa usando múltiples PCE.....	26
Figura 2-18.- Ejemplo de uso de <i>Per-Domain Path Computation</i>	27
Figura 2-19.- Ejemplo de uso de <i>Simple Cooperating PCE</i>	28
Figura 2-20.- Ejemplo de uso de <i>Backward-Recursive Path Computation</i>	29
Figura 2-21.- Ejemplo de uso de Hierarchical PCE	30
Figura 3-1.- Diagrama de flujo del proceso de reserva de camino utilizando un $T_{PRE-RESV}$	37
Figura 3-2.- Cronograma del proceso de reserva usando $T_{PRE-RESV}$	38
Figura 4-1.- Topología de red	41
Figura 4-2.- Arquitectura PCE implementada.....	42
Figura 4-3.- Estabilidad temporal del escenario experimental	44
Figura 4-4.- Retardo de la red calculado empíricamente sobre los resultados del experimento	44
Figura 4-5.- Variación del bloqueo por robo de longitud de onda según el retardo en el plano de control	46
Figura 4-6.- Comparativa de T_{DESIGN} y T_{TARGET} para un T_{CPLANE} de 250 ms	48
Figura 4-7.- Comparativa de T_{DESIGN} y T_{TARGET} para un T_{CPLANE} de 750 ms	49
Figura 4-8.- Comparativa de T_{DESIGN} y T_{TARGET} para un T_{CPLANE} de 500 ms	49
Figura 4-9.- Comparativa de bloqueos por robo de longitud de onda para $T_{PRE-RESV}$ de 1000 ms y distintos valores de T_{CPLANE}	50
Figura 4-10.- Comparativa de bloqueos por robo de longitud de onda para $T_{PRE-RESV}$ de 1000 ms y distintos valores de T_{CPLANE} menores o iguales que $T_{PRE-RESV}$	51
Figura 4-11.- Validación del valor de diseño en entornos de alta carga	53
Figura 5-1.- Esquema de la arquitectura adaptativa a la incertidumbre.....	57
Figura 5-2.- Arquitectura PCC adaptativo	58
Figura 5-3.- Máquina de estados para el PCC en el algoritmo adaptativo.....	60
Figura 5-4.- Arquitectura PCE adaptativo	61
Figura 5-5.- Operativa de decisión de temporizador de pre-reserva en el PCE para el algoritmo adaptativo	61
Figura 5-6.- Dominio de experimentación para el algoritmo adaptativo	62
Figura 5-7.- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en un escenario con $T_{CPLANE} = 200$ ms.....	63
Figura 5-8.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC en un escenario con $T_{CPLANE} = 200$ ms ...	64
Figura 5-9.- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} de 200 ms.....	65
Figura 5-10.- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en un escenario con $T_{CPLANE} = 500$ ms	65
Figura 5-11.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC en un escenario con $T_{CPLANE} = 500$ ms.	66

Figura 5-12 .- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} de 500 ms	66
Figura 5-13.- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en el primer escenario dinámico.....	67
Figura 5-14.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC para el primer escenario dinámico	68
Figura 5-15.- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} variable en el primer escenario	69
Figura 5-16 .- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en el segundo escenario dinámico.....	70
Figura 5-17.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC para el segundo escenario dinámico	70
Figura 5-18.- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} variable en el segundo escenario	71
Figura 5-19.- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en el tercer escenario dinámico.....	72
Figura 5-20.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC para el primer escenario dinámico	72
Figura 5-21 .- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} variable en el tercer escenario.....	73

Índice de tablas

Tabla 2-1.- Posibles mensajes de Error en el protocolo PCEP	21
Tabla 2-2.- Posibles mensajes de Notify en el protocolo PCEP	21
Tabla 2-3.- Extensiones necesarias para los distintos modelos de RWA	23
Tabla 3-1.-Tiempos definidos en el proceso de reserva.....	37
Tabla 4-1 .- Tipos de bloqueo obtenidos en los escenarios de experimentación	42
Tabla 4-2.- Parámetros del experimento de validación	43
Tabla 4-3 .- Intervalos de confianza al 95% del bloqueo global en el escenario experimental	43
Tabla 4-4 .- Intervalos de confianza al 95% del T_{PCC} en el escenario experimental.....	44
Tabla 4-5.- Parámetros utilizados en la batería de experimentos de evaluación.....	45
Tabla 4-6.- Parámetros del experimento para el escenario de análisis temporal	47
Tabla 4-7.- Parámetros de experimento en el análisis del bloqueo	50
Tabla 4-8.- Bloqueo por robo de lambda (%) para diferentes combinaciones de T_{CPLANE} y $T_{PRE-RESV}$	51
Tabla 4-9.- Parámetros del experimento para entornos de alta carga	53
Tabla 4-10.-Variación del bloqueo por robo de lambda para diferentes valores de carga y de T_{CPLANE}	54
Tabla 5-1 .- Estados del algoritmo adaptativo en el PCC.....	59
Tabla 5-2 .- Parámetros del escenario de validación del algoritmo adaptativo	63
Tabla 5-3 .- Parámetros del primer experimento dinámico para el algoritmo adaptativo.....	67
Tabla 5-4 .- Parámetros del segundo experimento dinámico para el algoritmo adaptativo	69
Tabla 5-5 .- Parámetros del tercer experimento dinámico para el algoritmo adaptativo	71

Glosario de acrónimos

AS	Autonomous System - Sistema Autónomo
ASE	Amplified Spontaneous Emission – Emisión Espontánea Amplificada
ASON	Automatic Switched Optical Networks – Redes Ópticas de Conmutación Automática
ATM	Asynchronous Transfer Mode – Modo de Transmisión Asíncrono
BGP	Border Gateway Protocol – Protocolo de Frontera
BRPC	Backward Recursive Path Computation – Cálculo Inverso y Recursivo de Caminos
CAGR	Compound Annual Growth – Crecimiento annual acumulado
CCI	Connection Control Interface – Interfaz de control de conexión
CD	Chromatic Dispersion – Dispersión Cromática
CPU	Central Processing Unit – Unidad Central de Procesamiento
EGP	Exterior Gateway Protocol – Protocolo de Pasarela Exterior
GMPLS	Generalized Multi Protocol Label Switching – Conmutación Generalizada de Etiquetas Multi-Protocolo
GPRS	General Packet Radio Service – Servicio Generalizado de Transmisión de Paquetes por Radio
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing – Multiplexación Densa por División de Longitud de Onda
FSC	Fiber Switching Capability – Capacidad de conmutación de fibra
HPCE	Hierarchical PCE – PCE Jerárquico
HSPA	High Speed Packet Access – Acceso de paquetes a alta velocidad
IGP	Interior Gateway Protocol – Protocolo de pasarela exterior
IP	Internet Protocol – Protocolo de Internet
ISC	Interface Switching Capability – Capacidad de conmutación de interfaces
ITU	International Telecommunication Union – Unión internacional de las telecomunicaciones
IV	Impairment Validation – Validación de deficiencias
L2SC	Layer 2 Switching Capable – Capacidad de conmutación a nivel 2
LSC	Lambda Switching Capability – Capacidad de conmutación a nivel de lambda
LSR	Label Switched Router – Router de conmutación de etiquetas
LTE	Long Term Evolution – Evolución a largo plazo
LSP	Label Switched Path – Camino conmutado por etiquetas
MLN	Multi Layer Network – Red multi-capa
MPLS	Multi Protocol Label Switching – Conmutación de etiquetas multi-protocolo
MRN	Multi Region Network – Redes multi-región
NGN	New Generation Networks – Redes de próxima generación
NMI-A	Network Management Interface for the ASON Control Plane – Interfaz de gestión de red para un plano de control ASON

NMS	Network Management System – Sistema de gestión de red
NNI	Network to Network Interface – Interfaz de red a red
OSPF-TE	Open Shortest Path First with Traffic Engineering extensions – Primer camino abierto más corto con extensiones de ingeniería de tráfico
PCC	Path Computation Client – Cliente del cálculo de caminos
PCE	Path Computation Element – Entidad de cálculo de caminos
PCEP	Path Computation Element Protocol – Protocolo de la entidad de cálculo de caminos
PI	Physical Interface – Interfaz física
PMD	Polarization Spontaneous Emission – Emisión de polarización espontánea
PSC	Packet Switching Capable – Capacidad de conmutación de paquetes
QoS	Quality of Service – Calidad de servicio
RSVP	Resource Reservation Protocol – Protocolo de reserva de recursos
RSVP-TE	RSVP with Traffic Engineering extensions – Protocolo de reserva de recursos con extensiones de ingeniería de tráfico
RTT	Round Trip Time – Tiempo de envío y respuesta
RWA	Routing and Wavelength Assignment – Encaminamiento y asignación de longitudes de onda
SDH	Synchronous Digital Hierarchy – Jerarquía digital síncrona
SONET	Synchronous Optical Networking – Red óptica síncrona
SPM	Self Phase Modulation – Modulación por la propia fase
TCP	Transmission Control Protocol – Protocolo de control de transmisión
TDM	Time Division Multiplexing – Multiplexación por división de tiempo
TE	Traffic Engineering – Ingeniería de tráfico
TED	Traffic Engineering Database – Base de datos de ingeniería de tráfico
UNI	User to Network Interface – Interfaz de usuario a red
VC	Virtual Container – Contenedor virtual
VNI	Visual Networking Index – Índice virtual sobre redes
VNT	Virtual Network Topology – Topología virtual de la red
VSPF	Virtual Shortest Path First – Primer camino virtual más corto
WCC	Wavelength Continuity Constraint – Restricciones por continuidad de longitud de onda
WSON	Wavelength Switched Optical Network – Red óptica de conmutación por longitud de onda
xDSL	x - Digital Subscriber Line – Línea digital de suscripción
XPM	Cross Phase Modulation – Modulación entre fases

1. Introducción

El tráfico global IP se ha incrementado en más de cuatro veces durante los últimos cinco años, y se espera que se triplique en los próximos cinco según [1], experimentando una tasa de crecimiento anual compuesta (CAGR) del 23% en el período de 2012 a 2017.

En 2017 se espera que el tráfico IP mundial supere la barrera del zettabyte (10^{21} bytes) hasta alcanzar 1,4 zettabytes. Este incremento además se está focalizando en la hora punta de conexión más que en el tráfico medio global, experimentando una tasa de crecimiento de hora punta del 41% comparado al 34% en media.

La aparición de nuevos servicios sobre Internet como video bajo demanda, *cloud computing* o sistemas de video-colaboración, unida a la modernización de las redes de acceso desde tecnologías *Digital Subscriber Line* (xDSL) a *Fiber to the Home/Curb/ ...* (FTTx), o desde *High Speed Packet Access* (HSPA) a *Long Term Evolution* (LTE), provocará que en 2015 habrá más de 6 millones de hogares en el mundo que generarán más de 1 TB de tráfico al mes, en comparación con pocos cientos de hogares superando esa cifra en 2010.

Estos datos del Cisco VNI corroboran la creciente dificultad a la que tienen que hacer frente los operadores de red para mantener las redes de comunicación preparadas para atender con garantías semejante demanda. Este crecimiento global en la demanda tiene que ser soportado desde los niveles más bajos de la arquitectura de los proveedores de servicio que son sus redes troncales.

El cálculo de rutas entre los terminales productores-consumidores de la comunicación en estas redes se está convirtiendo en una operación cada vez más compleja debido a la necesidad de aplicar algoritmos cada vez más restrictivos en términos de latencia, capacidad, etc. La gran variedad de nuevas aplicaciones hacen que el cálculo de las rutas en la red troncal tenga que tener en cuenta consideraciones de ingeniería de tráfico (TE, *Traffic Engineering*) sobre los recursos de la red, garantizando un funcionamiento fiable, eficiente de la red, optimizando los recursos de los que dispone y balanceando adecuadamente su carga.

El cálculo de rutas a través de estas restricciones se realiza con tecnologías de TE como MPLS (*Multi-Protocol Label Switching*)[2] y GMPLS (*Generalized Multi-Protocol Label Switching*) [3]. Con GMPLS, se consigue un plano de control común y dinámico para las redes ópticas. Sin embargo, protocolos como GMPLS, están demandando una gran capacidad en sus nodos distribuidos para atender a la creciente complejidad de los cálculos de rutas, lo que está escalando los costes de la red y la complejidad de los nodos.

La arquitectura de PCE (*Path Computation Element*)[4] permite el cálculo de rutas con TE en entornos críticos, como redes de alto volumen de carga, redes multi-dominio o redes multi-capa basadas en MPLS y GMPLS, simplificando los requisitos computacionales y los costes en el plano de control [5].

El PCE será el elemento de red encargado de, en base a la información del estado de la red y la topología de la misma, calcular la ruta por la que se establecerá la comunicación entre el nodo origen y el nodo destino. La entidad PCE podrá trabajar en solitario dentro de los límites de su dominio de red, o bien trabajar en modo de colaboración con otras instancias de PCE presentes en otros dominios o capas de la red.

Los nodos PCE realizarán el cálculo de caminos a partir de la información sobre el estado de la red, que estará a disposición los mismos a través de una base de datos con capacidad de TE, o TED (*Traffic Engineering Database*)[6].

Las solicitudes de rutas son realizadas por otra entidad de red, denominada PCC (*Path Computation Client*). El PCC suele corresponderse con un enrutador GMPLS con capacidad de utilizar el PCE para atender peticiones de encaminamiento no estándar y a la vez que mantener la capacidad de cálculo de caminos estándar usando la tecnología GMPLS.

1.1. Motivación

Este proyecto viene motivado por uno de los problemas inherentes a todo cálculo basado en información que se actualiza periódicamente, que es la incertidumbre del cálculo basado en esa información. En el caso del PCE el cálculo de rutas se realiza en base a la información del estado de la red que se obtiene a partir de la TED, que se irá actualizando paulatinamente a través de protocolos de enrutamiento [4].

Un aspecto que no ha sido tenido en cuenta hasta ahora es la validez de esa información de la TED en el momento puntual en el que el PCE ha de atender una petición de camino de un PCC, ya que desde que el cálculo se realiza y se formaliza la propuesta del PCE a su cliente PCC, hasta que el nodo termina el proceso de establecimiento del camino, pasará un tiempo indeterminado en el que el estado de la red ha podido sufrir modificaciones con respecto al estado almacenado en la TED y que sustentó esa propuesta de camino. Esta incongruencia puede dar lugar a mal funcionamiento de la red y generando comportamientos no deseados como bloqueos.

Basándose en la implementación y las conclusiones obtenidas en [7] en dónde se presentó un estudio de rendimiento de la arquitectura PCE en entornos multi-dominio, este proyecto volverá a un entorno mono-dominio con el objetivo de analizar el fenómeno de la incertidumbre en el cálculo de rutas usando PCE, y de intentar presentar una solución al mismo.

1.2. Objetivos

En este proyecto final de carrera se va a evaluar el impacto de la incertidumbre presente en la información sobre la red a la hora de usar el PCE, analizando en primer lugar su naturaleza y efecto real en un dominio de red y a continuación se evaluará el efecto de las herramientas pensadas para reducir este efecto.

También se marca como objetivo la definición de soluciones embebidas en la arquitectura PCE con las que hacer frente a este problema inherente al cálculo.

El proyecto busca satisfacer los siguientes objetivos:

- Estudiar el estado del arte del impacto de la incertidumbre en el PCE para entornos con alta incertidumbre como pueden ser los entornos multi-dominio y centrándose en la aplicación sobre redes ópticas.
- Implementar sobre el protocolo un modelo de la incertidumbre sobre la información del estado de una red de comunicaciones.
- Definir varios escenarios para comprobar el funcionamiento del PCE teniendo en cuenta la incertidumbre sobre la red de comunicaciones.
- Analizar y validar el funcionamiento del protocolo en los escenarios anteriores, y el impacto de la incertidumbre sobre los mismos.
- Analizar y validar las herramientas utilizadas para reducir el efecto de la incertidumbre en el cálculo de rutas.
- Proponer una solución válida al efecto de la incertidumbre en el cálculo de caminos basada en las herramientas anteriores que sirva como concepto para una posible solución real.

1.3. Estructura de esta memoria

Esta memoria seguirá una distribución en cinco capítulos:

- En este primer capítulo se presenta una introducción al problema tratado en este proyecto, seguida de la motivación y los objetivos que se persiguen con la realización del mismo.

-
- En el segundo capítulo se presenta un estudio sobre el estado del arte con respecto a las arquitecturas de las redes troncales de nueva generación, explicando la evolución que han sufrido las mismas durante los últimos años e intentando explicar la tendencia actual hacia la convergencia de las mismas.
 - En el tercer capítulo se expone el problema de la incertidumbre en el cálculo de rutas en las redes troncales de nueva generación. El objetivo de este capítulo es el de concienciar de la importancia de contar con la información lo más fiable posible a la hora de llevar a cabo las operaciones de control en las redes troncales de nueva generación.
 - En el cuarto capítulo se presenta una evaluación empírica de la incertidumbre en el cálculo de rutas en un dominio de red que implementa la arquitectura PCE. Se plantea un análisis de diversos experimentos en torno al dominio con el que se pretende obtener una idea de la interrelación de las magnitudes involucradas en la incertidumbre, y dónde se propondrán los valores límites para cada una de las magnitudes para minimizar este aspecto
 - En el quinto capítulo se definirá e implementará un algoritmo adaptativo para el tiempo de pre-reserva como herramienta contra el efecto de la incertidumbre, además de validar su correcto funcionamiento mediante experimentos explicativos.
 - En el sexto capítulo se presentarán las conclusiones obtenidas en este proyecto final de carrera y se propondrán varias líneas de trabajo futuras sobre la arquitectura PCE y la incertidumbre presente en ella.
 - Al final del documento se añaden varios anexos que complementan el trabajo expuesto en el proyecto.

2. Arquitecturas de redes troncales de próxima generación

2.1. Introducción

En este capítulo se ofrece un análisis de la evolución que las redes troncales de comunicaciones están experimentando en los últimos años. El objetivo es ofrecer una visión en conjunto del estado del arte de las redes de próxima generación, con un enfoque particular en el papel que juega la arquitectura PCE en este tipo de entornos

En un primer lugar se comenzará con una nota histórica sobre la evolución de las redes hacia las redes de próxima generación, cuya estructura será explicada a continuación de la misma. Con esta base se procederá a la explicación de escenarios típicos de las redes de nueva generación como las redes multi-capa y multi-dominio.

Tras la presentación de las redes de próxima generación se introducirá en detalle la arquitectura PCE y se explicarán sus peculiaridades en diversos entornos (multi-capa, multi-dominio, etc.) y su papel en este tipo de redes.

2.2. Evolución en las redes troncales de comunicaciones

Tradicionalmente las redes troncales de transporte han sido la parte más estática de la infraestructura de los operadores de red. Esta continuidad venía heredada de la época del tráfico de voz, que venía definido por unos flujos constantes de datos, un único nivel de calidad de servicio (QoS), y unas tasas de crecimiento fácilmente predecibles.

Desde 1995 se ha ido desarrollando un crecimiento en el volumen de tráfico soportado por las redes troncales, debido en gran parte a la proliferación de Internet, y a la hegemonía del tráfico de datos sobre el tráfico de voz. Ejemplos de la época son las mayores capacidades ofrecidas por las nuevas tecnologías de acceso xDSL, y el incremento del tráfico de datos *peer-to-peer*. En la actualidad debido los nuevos avances en las tecnologías de acceso, en especial a nivel móvil, han hecho posible el nacimiento de una nueva generación de servicios diferenciados, presentan de nuevo un reto de escalabilidad y maniobrabilidad para las redes de comunicaciones.

Adicionalmente al crecimiento, se ha producido un cambio en la naturaleza del tráfico de comunicaciones, pasando del dominio del tráfico de voz, al progresivo avance de las redes de datos. Esta hegemonía de las redes de datos sobre las de voz, presenta nuevos retos técnicos a las redes troncales. El tráfico de datos suele venir caracterizado por flujos dinámicos de información a ráfagas lo que hace más complicada la tarea de planificación y aprovisionamiento de recursos para adaptarse a la evolución en el volumen de información. Por este motivo se requiere que las redes troncales de nueva generación sean capaces de reconfigurarse rápida y eficientemente.

El proceso de evolución en las redes se ha ido implantando progresivamente a lo largo del tiempo, pero siempre con una tendencia clara mostrada en la Figura 2-1. Esta tendencia se enfoca a condensar las funcionalidades de las distintas capas de la red en tres entidades básicas de transporte, control y gestión.

El primer paso en esta evolución fue adaptar el nivel físico de la red a las tecnologías de fibra óptica basadas en *Wavelength Division Multiplexing* (WDM) y en especial la versión *Dense-WDM* (DWDM) para lidiar con los incrementos en los requerimientos de capacidad. Tras solventar los problemas de capacidad, se encuentra la capa *Synchronous Digital Hierarchy/Synchronous Optical Networking* (SDH/SONET), que mediante la tecnología de contenedores virtuales (VC), permite la transmisión de paquetes de cualquier tipo bajo una trama SDH de manera flexible sobre la capacidad otorgada por la capa DWDM. A nivel de comunicación entre terminales tendríamos la capa IP que tradicionalmente es capaz de ofrecer todo tipo de servicios y aplicaciones con un nivel de servicio *best-effort*, sin QoS ni garantías. Por este motivo se implementaba la capa *Asynchronous Transfer Mode* (ATM) para transportar sobre la misma los paquetes IP.

ATM ofrece diferentes niveles de QoS y capacidades de TE al operador de red al ser una tecnología orientada a conexión.

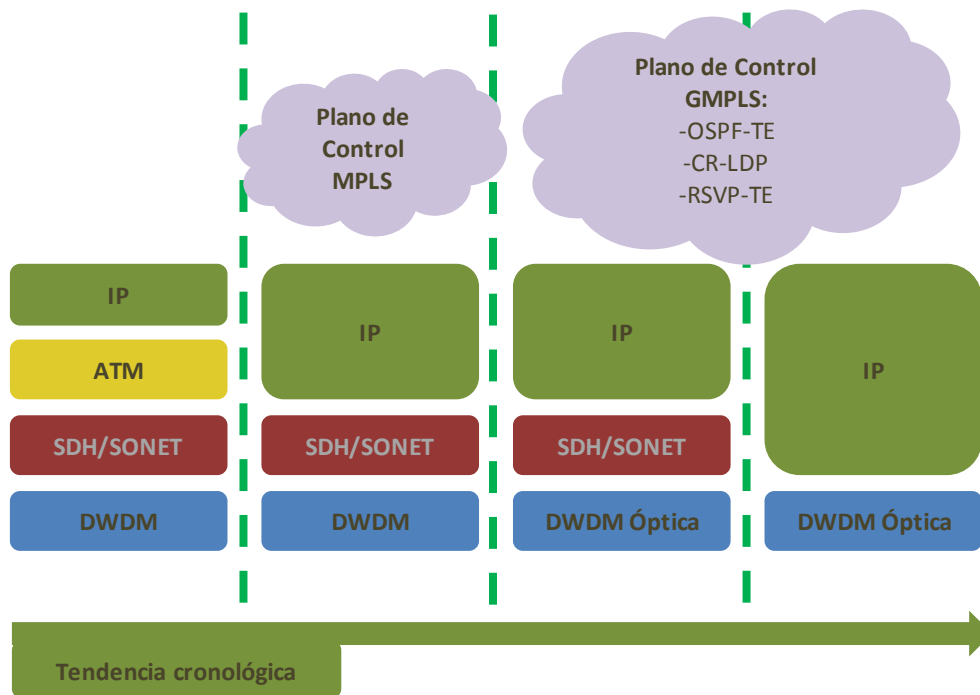


Figura 2-1 .-Evolución cronológica de las redes troncales

Esta arquitectura corresponde a la primera etapa de la Figura 2-1, ya que es muy pesada en términos como la carga de cabeceras y la duplicidad de funciones en varias de las capas que la conforman. Todo esto se traduce en una menor velocidad efectiva en el tráfico de datos.

La tendencia para ir evolucionando desde este punto, se basa en mejoras correspondientes a los dos planos a los que se aspira llegar, el de conmutación física, y el de control y gestión de la red:

- **Conmutación física:** con el objetivo principal de reducción de costes en equipamiento, se está evolucionando desde las conmutaciones que necesitan transición del dominio óptico al eléctrico, hacia conmutadores transparentes. Se conoce como conmutación transparente a la operación de conmutado que tiene lugar en el dominio óptico. Sin embargo existen problemas inherentes a la conmutación transparente ligadas a limitaciones físicas de la señal óptica. La tendencia hace prever que al final se implante una solución híbrida
- **Control y gestión de red:** para aumentar la flexibilidad y la rapidez en la provisión automática de conexiones requeridas en las redes de nueva generación. Con estos objetivos la ITU definió en [8] y en [9] los requerimientos para una red ASON, integrando un plano de control distribuido eficiente. La solución con mayor éxito para implementar esta arquitectura ASON es GMPLS[3].

Con esta arquitectura, los protocolos de encaminamiento hacen posible que los nodos de la red se repartan la información sobre el estado de la misma para el cálculo de rutas que se hace efectivo en el nodo de ingreso de la red. Los protocolos de señalización serán los encargados de establecer esa ruta específica. Mediante los protocolos de GMPLS también es posible utilizar mecanismos de protección y restauración en la red para otorgar diferentes categorías de QoS. Además las extensiones de TE garantizan un mejor uso de los recursos de la red.

2.3. Estructura de las redes de próxima generación

Las redes actuales como las que se basan en SDH, no podrán lidiar con el volumen de tráfico que se espera generar en el corto plazo. Esto se debe a que los elementos SDH necesitan manipular la señal que

los atraviesa mediante conversiones opto-electónicas, pero estas conversiones no serán viables en el futuro debido al gran volumen de información. Por lo tanto, las redes de nueva generación (NGN) se ven obligadas a introducir entidades de conmutación completamente óptica, o conmutación transparente, donde los elementos de conmutación serán todos ópticos y tendrán la capacidad de analizar la información que están transportando.

Además de la nueva generación de conmutadores ópticos, es necesario garantizar un alto grado de flexibilidad e interoperabilidad en las redes, se necesita un nuevo plano, superior al de transporte, con el objetivo de controlar las conexiones y configuraciones de la NGN de forma dinámica, el plano de control.

El plano de gestión centralizado ha de evolucionar también en las redes NGN, siendo capaz de coordinarse con el plano de control para poder ofrecer una nueva gama de servicios acorde a las demandas actuales de la red.

Muchos autores describen varias clasificaciones de planos de red, sin embargo todos coinciden en los tres planos principales de una red NGN se condensan en el plano de transporte, el plano de control y el plano de gestión:

- **Plano de transporte:** es el plano de la red que involucra todos los aspectos de la misma relacionados con el tráfico datos.

El plano de transporte debe garantizar la interoperabilidad entre distintas redes que se conecten a la troncal, además de dar soporte al plano de control, habilitando canales con ese propósito. Normalmente se suelen agrupar elementos del plano de transporte en regiones diferentes de red según la tecnología de conmutación utilizada y el nivel de la misma (sobre un modelo OSI).

En [3] se presentan varios tipos de tecnologías que se pueden mapear sobre el modelo OSI como propone [10]:

- PSC ó *Packet Switching Capable*
- L2SC ó *Layer-2 Switching Capable*
- TDM ó *Time Division Multiplexing*
- LSC ó *Lambda Switching Capability*
- FSC ó *Fiber Switching Capable*

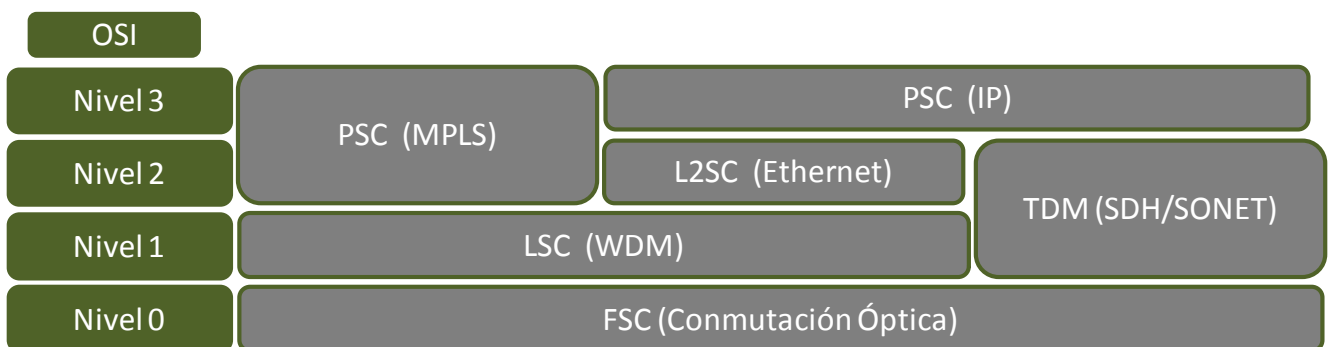


Figura 2-2.- Mapeo de tecnologías de conmutación con los niveles OSI

Más allá de las características técnicas de cada una de las tecnologías, y de sus múltiples combinaciones en las redes de próxima generación, es importante definir las tres funciones principales para el plano de transporte:

-
- **Función de monitorización:** se centra en las funciones de vigilancia y monitorización sobre las operaciones de envío, conmutación y recepción de datos.
 - **Función de estado:** se encarga de la obtención y reporte del estado de la red. El consumidor de esta información será el plano de gestión, presentado a continuación.
 - **Adaptación de capas:** hace posible la adaptación e integración de las diferentes capacidades de cada capa del plano de datos.
- **Plano de control:** El plano de control está formado por un conjunto de algoritmos en tiempo real que habilita la configuración de los elementos de la red, de una manera rápida y distribuida. El plano de control se puede entender como la inteligencia de las futuras redes NGN. Sus funciones se engloban en dos grupos:

- **Señalización:** las funciones de señalización se encargan del establecimiento y liberación de recursos mediante el intercambio de mensajes de señalización con el resto de entidades de señalización de los componentes de la red. En las redes con conmutación opaca tradicional los canales de señalización se enviaban por los mismos canales que los datos, mientras que en las redes NGN se utilizan canales separados del plano de datos, lo que simplifica en gran medida la arquitectura de los nodos de conmutación óptica que ya no han de entender esta información a través de su canal de datos. Además estos canales dedicados serán más fácilmente gestionables a través de una sesión única de control

Los protocolos de señalización, con extensiones de TE, facilitan la negociación de QoS y de los recursos utilizados en el camino a establecer.

- **Enrutamiento:** los protocolos de encaminamiento se encargan de obtener información sobre el estado de la red (nodos vecinos, recursos, limitaciones...), y hacerla accesible para el conjunto de los elementos que la conforman. Esta información sobre el estado de la red es almacenada en la *Traffic Engineering Database* (TED). El objetivo de esta TED es el de mantener un repositorio de información para operaciones críticas como el cálculo de caminos en la red. Si bien la información de la TED se refrescará periódicamente, hay que entender que en ciertos momentos la información de la TED no será completamente fiel al estado puntual de la red.

La segunda función del enrutamiento es el cálculo de caminos. Esta funcionalidad de la red es la encargada de procesar toda la información de enrutamiento de la red para determinar el camino a utilizar *end-to-end*, además de otras funciones como el ajuste ante cambios o errores en la red, o la aplicación de restricciones en el cálculo de rutas. Esta funcionalidad es crítica ya que su complejidad es directamente proporcional a la de la red, y a las restricciones que puedan aplicarse al cálculo. Se distinguen dos tipos de restricciones en el cálculo de caminos:

- **Restricciones de encaminamiento:** son las restricciones que atienden a los requisitos particulares del camino en cuanto a capacidad, QoS, etc.
- **Restricciones de red:** atienden a las limitaciones en ciertos recursos de red como la disponibilidad de ancho de banda, o la continuidad de longitud de onda en caso de caminos ópticos.

El cálculo de camino limitado por estos tipos de restricciones será una parte clave en la construcción de las redes de nueva generación y se conoce como *Constraint-based path computation*.

- **Estado del plano de control:** se basa en el almacenamiento del estado actual operativo del plano de control para que, en caso de fallo, se pueda re-establecer un modo de funcionamiento correcto.

- **Plano de gestión:** el plano de gestión es el responsable de soportar la operativa global de la red, permitiendo una correcta gestión de recursos en conjunto con el plano de control. Sus funciones principales se presentan a continuación:
 - **Monitorización:** se refiere a la funcionalidad encargada de solicitar información sobre el estado de funcionamiento del resto de capas de la red. Por ejemplo en el caso de monitorización sobre el plano de transporte, se procesará información como el estado de los elementos que conforman la red, informes de utilización de recursos, configuración de recursos, errores, etc.
 - **Gestión de incidencias:** normalmente engloba una serie de procesos que se ejecutan paso a paso para profundizar en los problemas que puedan surgir en la red.
 - **Estado del plano de gestión:** de manera similar a las capas anteriores, se suele disponer de una función de almacenamiento del estado actual para retomarla en caso de fallo en la operación.

En la Figura 2-3, se presenta un esquema final sobre los planos que componen las redes NGN siguiendo las recomendaciones de la ITU para la arquitectura ASON.

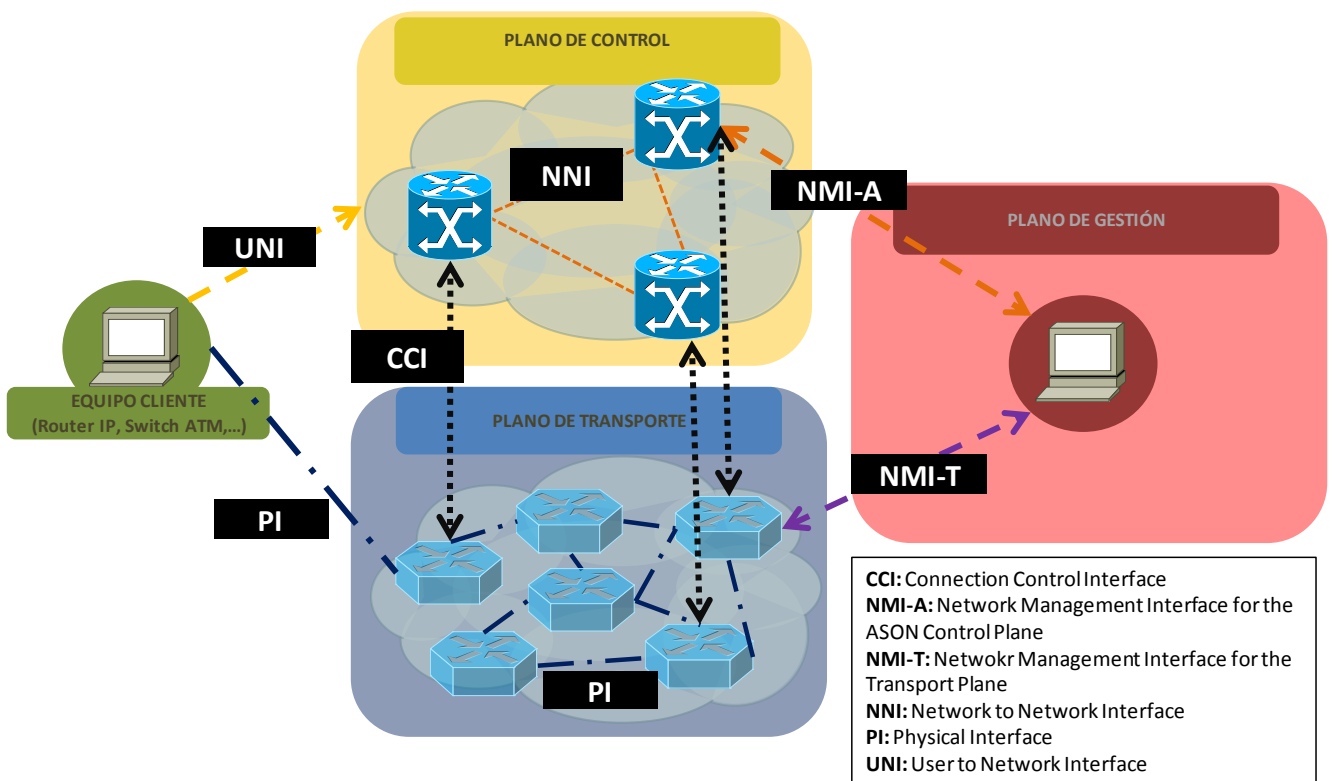


Figura 2-3.- Arquitectura ASON para redes NGN

2.4. Redes multi-capa y multi-dominio

2.4.1. Redes multi-capa y redes multi-región

Las redes de próxima generación utilizan GMPLS como extensión a las capacidades de TE, pero haciéndolas extensivas a múltiples tecnologías de conmutación, como la conmutación de paquetes, la conmutación en la capa-2, o la conmutación en fibra.

Por un lado, una **capa** de plano de datos se refiere al conjunto de recursos de la red con la capacidad de recibir y/o transmitir tráfico de datos de un formato específico [11].

Por otro lado, se define una **región** del plano de control como un conjunto de una o más capas del plano de datos que comparten la misma tecnología de conmutación como PSC o TDM [12].

Distinguiendo el plano de datos de las capacidades de conmutación, se pueden definir lo que se denominan redes multi-capa y redes multi-región:

- **Redes Multi-Capa (MLN):** se puede definir como un dominio de TE conformado por múltiples capas de conmutación del plano de datos, dispongan todas ellas de la mismas *Interface Switching Capabilities* (ISC) o de diferentes.
- **Redes Multi-Región (MRN):** se puede definir como un dominio de TE que soporta al menos 2 diferentes tecnologías de conmutación o ISCs, ya sea en todos los dispositivos que conforman la red, o en algunos.

El trabajo recogido en [10], distingue una clasificación de redes MLN basada en cuatro modelos (MLN-Vertical, MLN-Horizontal, MLN-Combinada, MLN-Multi-dominio) que simplifican el concepto sobre el que se basan este tipo de redes, y que ayuda a entender el porqué de las mismas:

- **MLN-Horizontal:** en este caso, la motivación para operar varias capas unidas horizontalmente, se debe a la necesidad de integrar servicios a lo largo de diferentes regiones tecnológicas, en contrapartida al caso vertical en el que una tecnología de la capa inferior dotaba de capacidades a la capa superior.

Normalmente en estos casos se pretende establecer un camino a través de múltiples regiones tecnológicas para establecer un mismo servicio. Además suele darse el caso de que el servicio final presenta la misma tecnología en ambos extremos de la red, pero las tecnologías usadas por el camino son diferentes a lo largo del mismo.

En la Figura 2-4, se ilustra un ejemplo para este modelo horizontal.

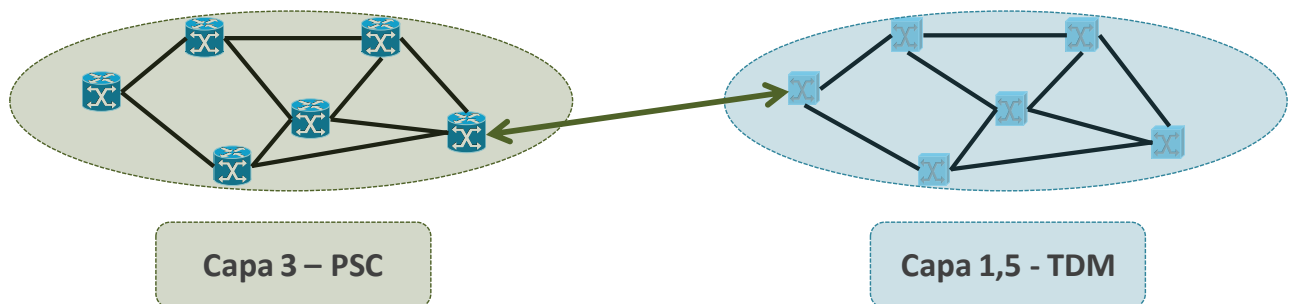


Figura 2-4.-Ejemplo MLN Horizontal con una capa PSC y otra capa TDM

- **MLN-Vertical:** la estructura más sencilla de entender cuando se presenta una red multi-capa es la red vertical con dos o más capas correspondientes al plano de transporte que se van construyendo a partir de servicios de transporte que se van otorgando desde las capas inferiores a las superiores.

Un ejemplo de MLN-Vertical podría ser una red de tres capas diferentes de conmutación a nivel de transporte: PSC en el nivel 3, sobre una capa L2SC sustentada en última instancia por otra capa con capacidades de LSC.

En este ejemplo la capa de LSC sería la encargada de otorgar un circuito físico a nivel básico basándose en las longitudes de onda, que sería reflejado como un enlace en la segunda capa de L2SC. De manera similar, estos enlaces servirían de vías para la conmutación de paquetes operada en la capa superior.

En la Figura 2-5, se muestra un esquema para este ejemplo de red MLN.

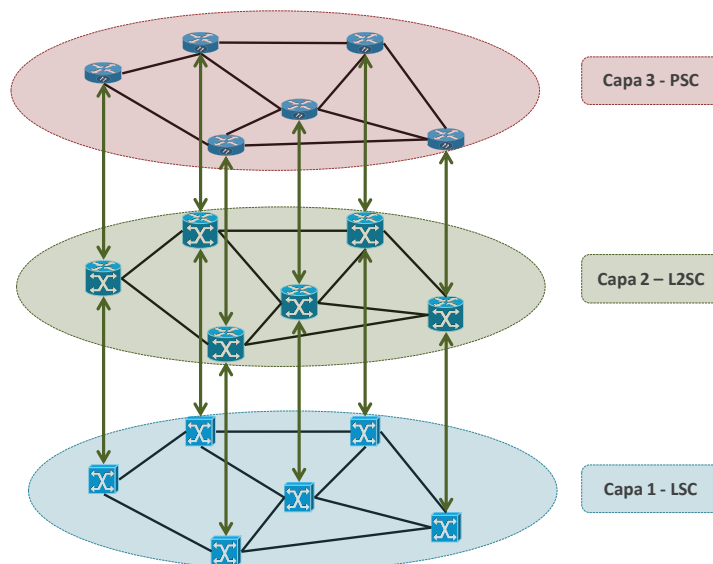


Figura 2-5.- Ejemplo MLN Vertical

- **MLN-Combinadas:** este modelo, también denominado como híbrido, aparece en escenarios donde se necesita un flujo de datos con una gestión muy sofisticada, divididos en múltiples capas de manera flexible y dinámica.

Como se puede ver en el ejemplo de la Figura 2-6, la sofisticación que se adquiere es inversamente proporcional a la complejidad que se ha introducido a la arquitectura de la red, lo que añade complejidad a operaciones centrales como el cálculo de caminos en redes de este tipo.

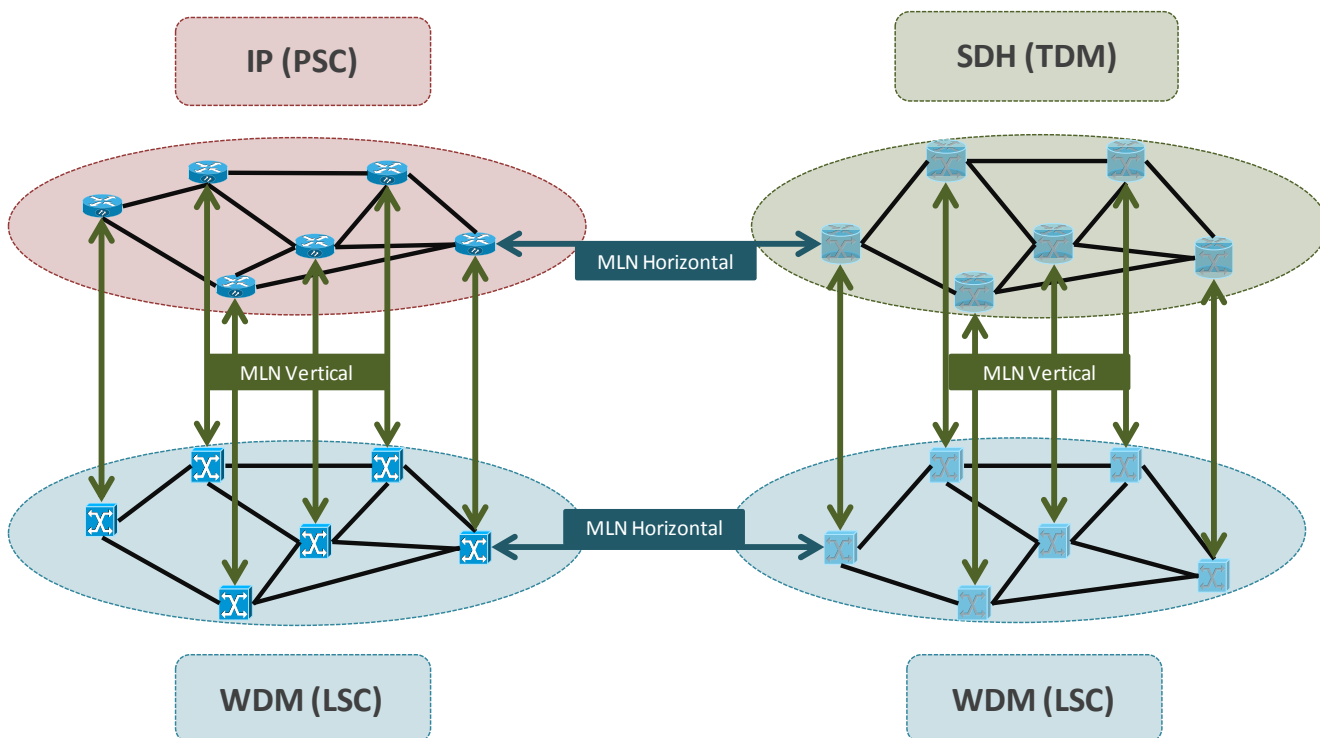


Figura 2-6.-Ejemplo de red combinada con interfaces de capas a escala horizontal y vertical

- **MLN-Multi-Dominio:** este sería el caso más complejo de todos, donde además de lidiar con distintas capas, los límites entre las mismas también son límites de dominio ó de sistema autónomos (AS). Como se introdujo en 2.3, las redes multi-dominio se están extendiendo debido a que si se quieren

ofrecer los niveles de servicio deseados, las redes de nueva generación no han de estar limitadas por la propiedad o exclusividad de dominios de red de diferentes proveedores de servicio. Este proyecto extiende la definición de las redes multi-dominio en el apartado 2.4.2.

2.4.2. Redes multi-dominio

Para entender el concepto de una red multi-dominio, se introducirá en primer lugar el concepto de dominio de red o sistema autónomo *Autonomous System* (AS).

Según la definición clásica presente en [13], un AS es un conjunto de *routers* gestionados bajo una misma administración técnica, mediante el uso de un *Interior Gateway Protocol* (IGP) y de métricas de red comunes para el enrutamiento de paquetes dentro del AS. La comunicación desde un AS hacia otra hará uso del EGP para el enrutamiento de paquetes hacia otros ASs.

Sin embargo el uso cada vez más común de varios IGP y métricas en un mismo AS, ha llevado a una definición ligeramente más general del AS [14] como un grupo de uno o más prefijos IP operados por uno o varios operadores de red, que tienen una política de enrutamiento única y claramente definida. Estas políticas de enrutamiento hacen referencia a la toma de decisiones a la hora de encaminar cada paquete en función a la información que se intercambia entre los diferentes ASes que conformen una red multi-dominio.

Los dominios suelen ser definidos atendiendo a razones geográficas o de negocio. El ejemplo más conocido de red multi-dominio es Internet.

En la Figura 2-7 se presenta un ejemplo de escenario multi-dominio, en el que se involucran varios operadores de red (representado cada uno de ellos mediante diferentes colores) que se encargan de gestionar uno o más dominios ó ASes.

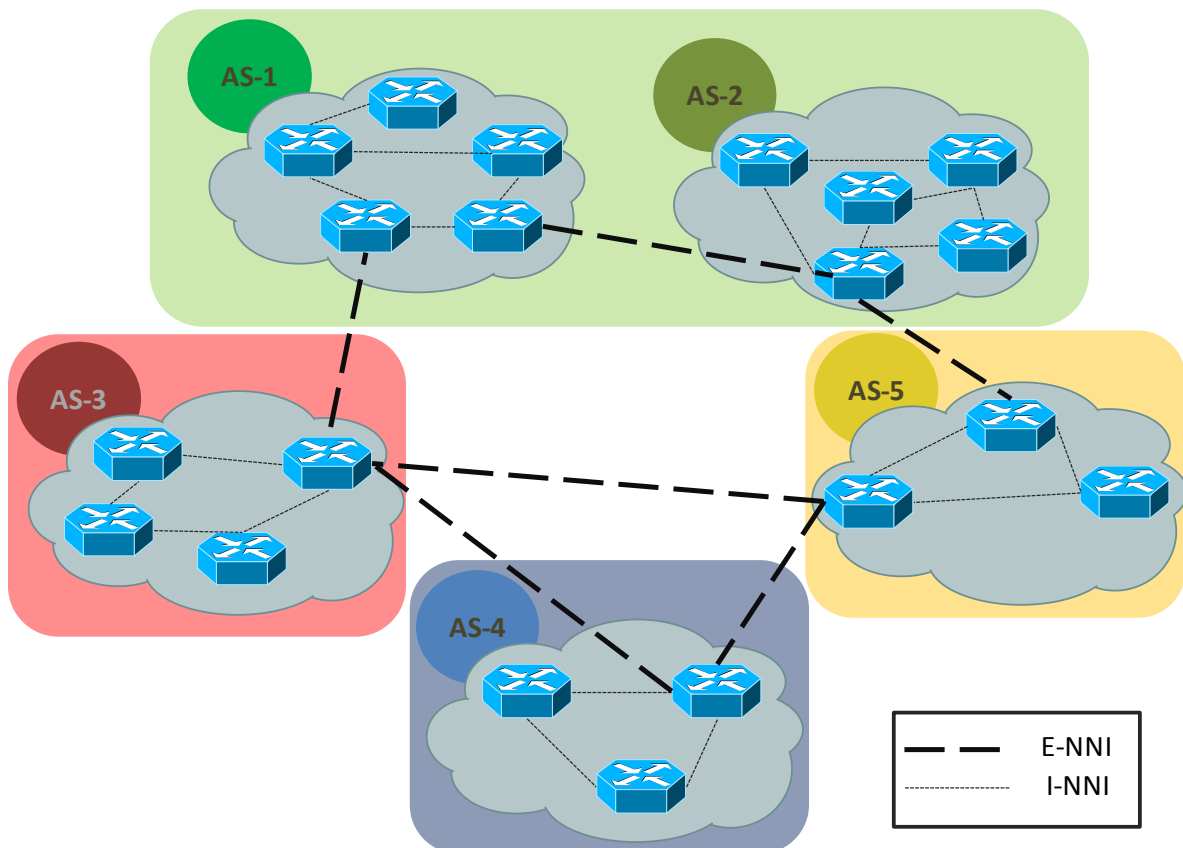


Figura 2-7.- Ejemplo de red con cinco dominios y cuatro operadores

Para administrar las comunicaciones tanto dentro como fuera de cada dominio se definen transacciones entre las interfaces de los nodos que conforman la red ó *Network-Network Interface* (NNI). Siguiendo el estándar ASON la interfaz de comunicación inter-dominio, se define como *External Network-Network Interface* ó E-NNI, y para la interfaz de comunicaciones intra-dominio, se utilizarán las *Internal Network-Network Interface* ó I-NNI.

Las interfaces E-NNI e I-NNI han de soportar las capacidades de enrutamiento y señalización del plano de control para los caminos que se han de extender sobre varios dominios.

El cálculo de caminos basados en información de TE han sido corroborados como un modo efectivo de operación y de optimización de recursos de red en entornos mono-dominio.

En el caso de redes GMPLS, los protocolos de enrutamiento (OSPF-TE), son los encargados de propagar la información relativa a TE sobre la red. En el caso de redes de un solo dominio, la propagación de esta información no encuentra ningún impedimento a ser distribuida para toda la red. Sin embargo, en una red multi-dominio, esta operación no sería posible debido a la dificultad de conservar la escalabilidad del plano de control, y la confidencialidad (especialmente en escenarios con dominios gestionados por diferentes operadores).

El resultado es un flujo de información TE con grandes limitaciones para ser transmitida de un dominio a otro, lo que plantea una dificultad añadida a las operaciones de enrutamiento y señalización.

- **Enrutamiento en redes multi-dominio:** debido a los problemas de escalabilidad que se introducen en 2.4.2, los protocolos de enrutamiento utilizados en redes multi-dominio se limitan a proporcionar información sobre la capacidad/incapacidad de alcanzar un nodo destino, sin poder tener en cuenta mayor información como los recursos disponibles de la red. Por ejemplo, en una red WSON, sería posible conocer que se puede establecer un camino LSP entre dos nodos A y B, pero no se podría obtener información sobre la disponibilidad de longitudes de onda a lo largo de todo el camino

El protocolo de enrutamiento BGP [13], es uno de los protocolos típicos en redes multi-dominio. La operativa de enrutamiento para redes multi-dominio comienza en los protocolos clásicos de enrutamiento aplicados a un solo dominio, como OSPF ó IS-IS, que se encargan de recoger la información sobre el dominio involucrado, y de mandar toda esta información hacia los nodos frontera de la red, que serán los que comuniquen con los nodos frontera de otros dominios mediante el protocolo BGP.

Sin embargo a complejidad de las redes multi-dominio, hacen que esta operación se esté volviendo cada vez más complicada, es por esto que se presentará en 2.5.5 a la entidad PCE como la encargada de realizar las operaciones de enrutamiento para este tipo de redes.

- **Señalización en redes multi-dominio:** cada dominio o AS solía tener su propio protocolo de señalización, haciendo complicada la extensión de los mismos a un nivel multi-dominio.

Sin embargo para las redes de nueva generación multi-dominio, la complejidad de la operativa de señalización se reduce drásticamente gracias a la adopción la tecnología GMPLS a lo largo de todos los dominios de la red. En ese caso, todas las instancias de señalización particulares que se ejecutaban en cada dominio aislado no son necesarias, y bastaría con ejecutar una sola instancia de señalización GMPLS para todo el camino.

En la Figura 2-8, se ilustra este hecho mediante un ejemplo de una comunicación a nivel de transporte siguiendo la arquitectura ASON. Se puede observar que cada comunicación entre las interfaces *User Network Interface* ó UNI, I-NNI y E-NN-I, se abren diferentes sesiones de señalización (eje inferior), mientras que si se adopta un plano de control unitario GMPLS en todos los dominios, esta sesión se unifica bajo una sola instancia de señalización del protocolo *Resource reSerVation Protocol* (RSVP).

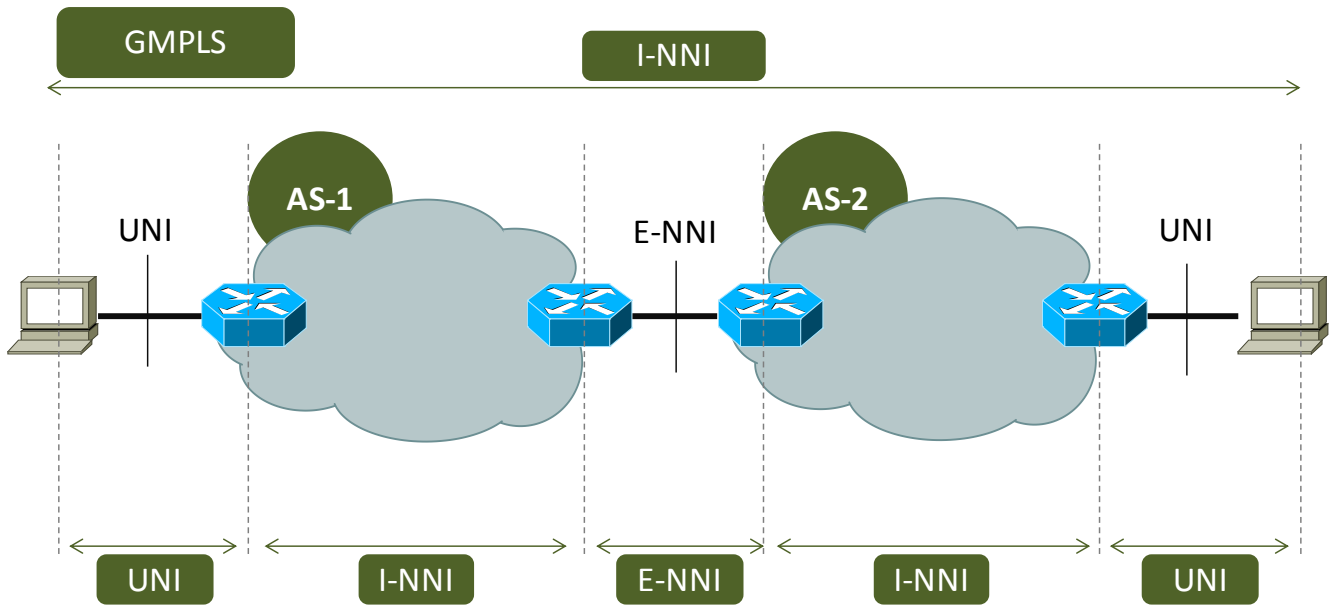


Figura 2-8.- Ejemplo de señalización en una red formada por dos dominios

2.5. Path Computation Element (PCE)

El cálculo de caminos en base a restricciones sobre redes MPLS[2] y GMPLS[3] con extensiones de TE, es uno de los puntos clave de la arquitectura de las redes de nueva generación. Esta operación acarreará un creciente grado de complejidad debido a los tamaños de este tipo de redes y a su naturaleza multi-dominio y multi-capa. Por este motivo se propone la arquitectura PCE como una posible solución al cálculo de caminos en este tipo de entornos.

El PCE será la entidad encargada del cálculo de caminos para cada dominio de la red de nueva generación, pero en ningún caso será el reemplazo del modelo de inteligencia distribuida a lo largo de la red sobre el que se cimenta Internet [4], sino que se cimenta en este modelo distribuido para obtener la información y las capacidades necesarias para realizar el cálculo de caminos de manera satisfactoria. En [4] se presentan varios escenarios típicos de la aplicación del PCE a modo de motivaciones para su uso:

- **Alta demanda de capacidad de cómputo (CPU) por parte del cálculo de caminos:** la operación de cálculo de caminos puede necesitar de altas capacidades de cálculo en los nodos enrutadores debido a diversos motivos como la aplicación de restricciones, el cálculo de caminos siguiendo múltiples criterios de QoS, etc... Los nodos enrutadores en muchos casos no dispondrán de dicha capacidad por lo que se podría descargar de esta carga a los mismos y colocar una entidad PCE para el cálculo de este tipo de caminos.
- **Visibilidad limitada en las redes NGN:** en las redes de nueva generación existen múltiples escenarios donde los nodos enrutadores carecen de la visibilidad sobre la topología del camino de inicio a fin. Un caso particular es el de las redes multi-dominio, donde esta información no puede ser compartida más allá de las fronteras de cada uno de los dominios involucrados. Una solución típica era el confiar la tarea de encaminamiento a los nodos enrutadores colocados en los extremos de cada dominio, lo que sin embargo daba lugar a soluciones sub-óptimas de caminos. Mediante el uso de PCE colaborativos repartidos de manera distribuida a lo largo de los dominios de la red, o mediante la colocación de un PCE sobre un nivel de jerarquía superior con visibilidad sobre todos los dominios, podría solucionar este tipo de problemas, como se explica en el apartado 2.5.5.
- **Ausencia de Traffic Engineering Database (TED):** es labor de la TED almacenar información sobre la topología de la red y sobre datos reales de TE sobre la red (por ejemplo, utilización de recursos de la red). Disponer de una TED puede ser demasiado costoso para ciertos nodos de la red, especialmente en términos de memoria y de capacidad de cálculo. En estos casos se puede establecer un nodo que trabaje exclusivamente como TED y sobre el que se centralizará la operación del cálculo de rutas.
- **Elementos de red carentes de plano de control o de capacidad de enrutamiento:** es común que los elementos de red de las redes ópticas no tengan plano de control o capacidad de enrutamiento. Este tipo de redes, sólo tienen un plano de datos, y otro de gestión, que es el que se encarga de todas las conexiones.

Bajo estas motivaciones se presenta el PCE como una entidad de red capaz del cálculo de caminos ó LSPs a partir de información de la red y además es capaz de aplicar restricciones. Esta entidad se podrá embeber como una aplicación en un nodo más de la red, o también podrá implementarse como un servidor por separado.

En el caso de las redes mono-dominio, el cálculo de caminos LSP se suele realizar mediante un proceso de enrutamiento lanzado desde los nodos fuente, mientras que los recursos son reservados durante la fase de señalización usando protocolos distribuidos como el RSVP-TE. Pero si el escenario sobre el que trabaja este dominio es muy dinámico, estas dos operaciones pueden conllevar un mal uso de los recursos de la red, incurriendo en soluciones sub-óptimas desde el punto de vista de la TE.

Además de estas ineficiencias, el hecho de realizar el cálculo de caminos LSP de manera distribuida tiende a requerir altas capacidades de proceso en cada nodo del plano de control, especialmente en el caso de

redes con alto nivel de restricciones, como el caso de las redes WSON donde se añaden restricciones físicas propias de las redes ópticas.

Si se escala a una red multi-dominio, a los problemas presentes en el cálculo de LSP en redes mono-dominio hay que añadir el de visibilidad limitada de las topologías.

El PCE puede acudir a otras fuentes de información más allá del estado de los enlaces, acudiendo por ejemplo al NMS para obtener datos sobre los recursos que están siendo utilizados (longitudes de onda en el caso de redes WSON) o parámetros físicos de la red (longitud del vano, imperfecciones..)

Los elementos de red en esta arquitectura se denominan PCC y la comunicación entre estos elementos y el PCE se realiza utilizando el protocolo PCEP [15].

2.5.1. Arquitectura del Path Computation Element

La arquitectura del PCE se cimenta sobre dos entidades principales, el PCE y el PCC.

El PCE será la entidad encargada del cálculo de caminos en su propio dominio o capa. En el caso de operar en una red multi-dominio o multi-capa, se definirán ciertos protocolos de cooperación en los cuales se establecerá intercomunicación entre diferentes PCEs con el objetivo de obtener la información suficiente sobre los otros dominios o capas para realizar el cálculo del LSP entre ambos.

Normalmente el PCE se suele implementar en un servidor dedicado con las capacidades suficientes para realizar el cálculo de los LSP basados en las peticiones de los PCC y ajustados a las restricciones de la red y de la petición (Figura 2-9.) Sin embargo, puede estar también dentro de todos los nodos de la red de una forma distribuida.

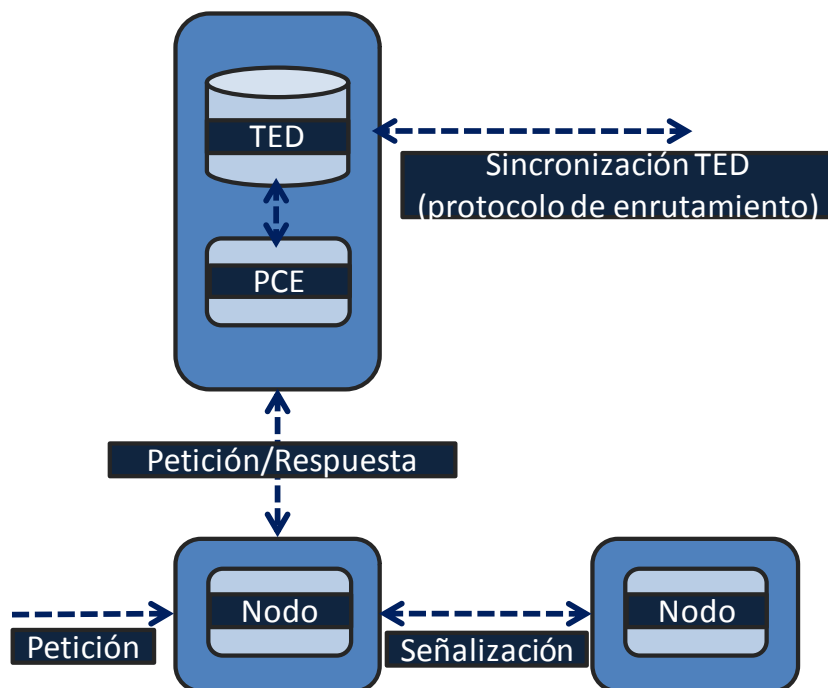


Figura 2-9.- Arquitectura de PCE como nodo externo

La entidad PCE lidiará por un lado con los nodos de red que solicitan el cálculo de un camino y por otro con la información recogida en la TED sobre la cual realizará el cálculo de caminos. En base a esto se pueden dividir en tres las tareas realizadas por el PCE:

- **Cálculo de caminos:** este componente es el encargado de realizar el cálculo del LSP según la petición emitida por el PCC y la información del TED según las restricciones actuales de la red.

- **Comunicaciones:** este módulo es el encargado de recoger la información de la red para ser almacenada en la TED. Además es la interfaz de comunicaciones entre las entidades de la arquitectura PCE, mediante el uso del PCEP, que será definido en profundidad en el apartado 2.5.2.
- **Traffic Engineering Database o TED:** es el componente (situado internamente en el PCE o aislado del mismo) encargado de recoger la información de sobre la topología de la red, y la información de TE asociada a esa topología, con magnitudes como utilización por enlace, longitudes de onda utilizadas, etc... Diferentes mecanismos son usados para la actualización de la TED, destacando los protocolos de enrutamiento como OSPF-TE.

El objetivo de la TED es el de proporcionar una imagen lo más fiel al estado real de la red para dotar al objeto de algoritmia de la mejor información posible a la hora de calcular LSP de manera óptima. Sin embargo este grado de fidelidad es imposible de alcanzar, ya que siempre habrá algún tipo de incertidumbre a la hora de realizar el cálculo, especialmente en entornos dinámicos o con un gran volumen de información.

En el capítulo 3, se profundizará más en este fenómeno y en las propuestas proporcionadas por la comunidad científica a la hora de intentar minimizar este efecto.

El PCC se suele implementar como un nodo de red que es el encargado de lanzar solicitudes de LSP desde el mismo hacia el nodo destino. En ocasiones el PCC puede ser una instancia de PCE que actúa como PCC frente a otro PCE de mayor jerarquía.

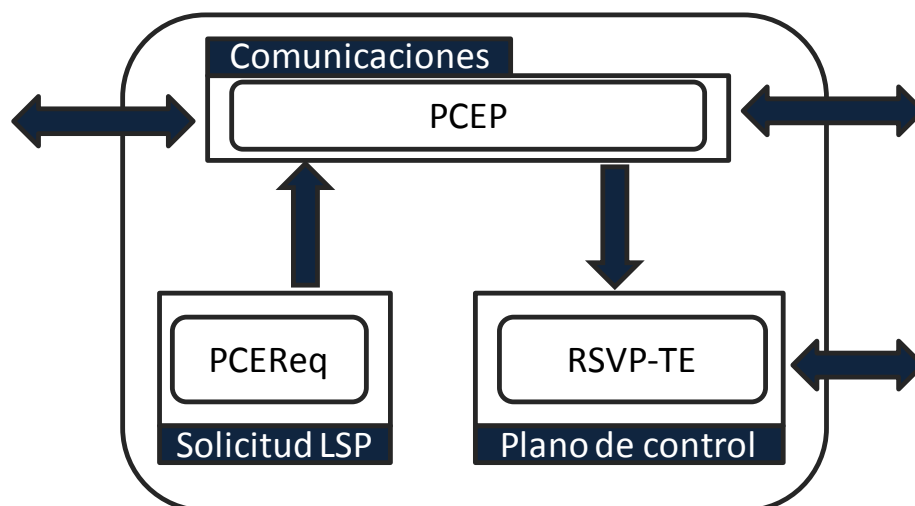


Figura 2-10.- Arquitectura PCC

De nuevo se pueden distinguir tres tareas diferenciadas dentro de la entidad PCC (Figura 2-10):

- **Plano de control:** este componente es el encargado de establecer el camino LSP que ha sido proporcionado por el PCE en una operación de cálculo. Mediante protocolos de señalización se irá estableciendo el camino a través del plano de control de la red. Normalmente se hace uso del protocolo *Resource reSerVation Protocol with Traffic Enginering extensions*, o RSVP-TE para realizar esta labor.
- **Comunicaciones:** este módulo es el encargado de enviar la solicitud PCEReq con la petición del LSP desde el PCC hasta el PCE mediante el uso del PCEP, que será definido en profundidad en el apartado 2.5.2.
- **Solicitud de LSP:** esta tarea es la que inicia todo el proceso de cálculo de caminos. Suele presentarse como una interfaz de línea de comandos (CLI) a partir de la cual el operador de red puede solicitar caminos.

2.5.2. Descripción general del protocolo Path Computation Element (PCEP)

El PCEP opera sobre el protocolo de transporte TCP, y se utiliza para todas las comunicaciones entre los elementos de la arquitectura PCE, ya sea la comunicación entre PCEs o la comunicación entre PCCs y PCEs.

Atendiendo al tipo de sesión, se definen dos modos de funcionamiento para el PCEP: intermitente y permanente.

- **Modo intermitente:** en este modo se abre una sesión por cada petición, y al ser esta atendida, se cerrará la sesión. Se recomienda el uso de este modo cuando la petición de una ruta ocurra en contadas ocasiones.
- **Modo permanente:** en este modo se mantiene establecida la sesión PCEP y la conexión TCP por un intervalo de tiempo ilimitado. Se recomienda el uso de este modo cuando las peticiones son frecuentes. La sesión Keepalive sólo aparece cuando se opta por este modo de funcionamiento.

Dentro del PCEP, se pueden distinguir siete posibles mensajes: ***Open, Keepalive, Request (PCEReq), Response (PCERep), Notify, Error y Close.*** Estos tipos de mensajes se pueden englobar las cuatro fases del protocolo, mostradas en la Figura 2-11.

- **Fase de inicialización:** esta primera fase se divide en dos operaciones consecutivas. En primer lugar se ha de establecer la conexión a nivel TCP, y tras esto se establecerá la sesión PCEP sobre TCP.

Una vez conectados el PCC y el PCE (o un PCE y otro PCE), se inicia el establecimiento de la sesión con la negociación de ciertos parámetros de la comunicación, que serán compartidos con la otra parte mediante un mensaje de tipo ***Open.***

Estos parámetros incluyen temporizadores claves como el *Keepalive* y el *Deadtimer*, además de las capacidades de ambas entidades para saber qué tipo de solicitudes se pueden realizar en el cálculo de rutas.

- **Keepalive de la sesión:** cuando concluye la fase de inicialización, será necesario ir comprobando que la sesión sigue activa. Aunque el nivel TCP puede garantizar la conexión, podría ocurrir un fallo en la operación del PCEP en particular, sin interrumpir la conexión TCP. Para garantizar el mantenimiento de la sesión el protocolo dispone de los dos temporizadores *Keepalive* y *Deadtimer*, y del mensaje ***Keepalive.***

Cada extremo de la sesión PCEP inicia un temporizador *Keepalive*, que se vuelve a reiniciar por cada mensaje que se envía durante la sesión. Si el temporizador se consume, se envía un mensaje de ***Keepalive.***

De manera similar, ambos extremos inician otro temporizador *Deadtimer*, que se reiniciará cada vez que se recibe un mensaje durante la sesión. Si el temporizador se consume, la sesión se declarará finalizada.

El valor de ambos temporizadores de negocia durante la fase de inicialización, y cabe la posibilidad que cada extremo tenga un valor diferente para el temporizador de *Keepalive*. El valor mínimo de *Keepalive* es de 1 segundo, pero el recomendado es de 30 segundos. Puede ser deshabilitado. El valor recomendado para el *Deadtimer* es cuatro veces el valor del *Keepalive*.

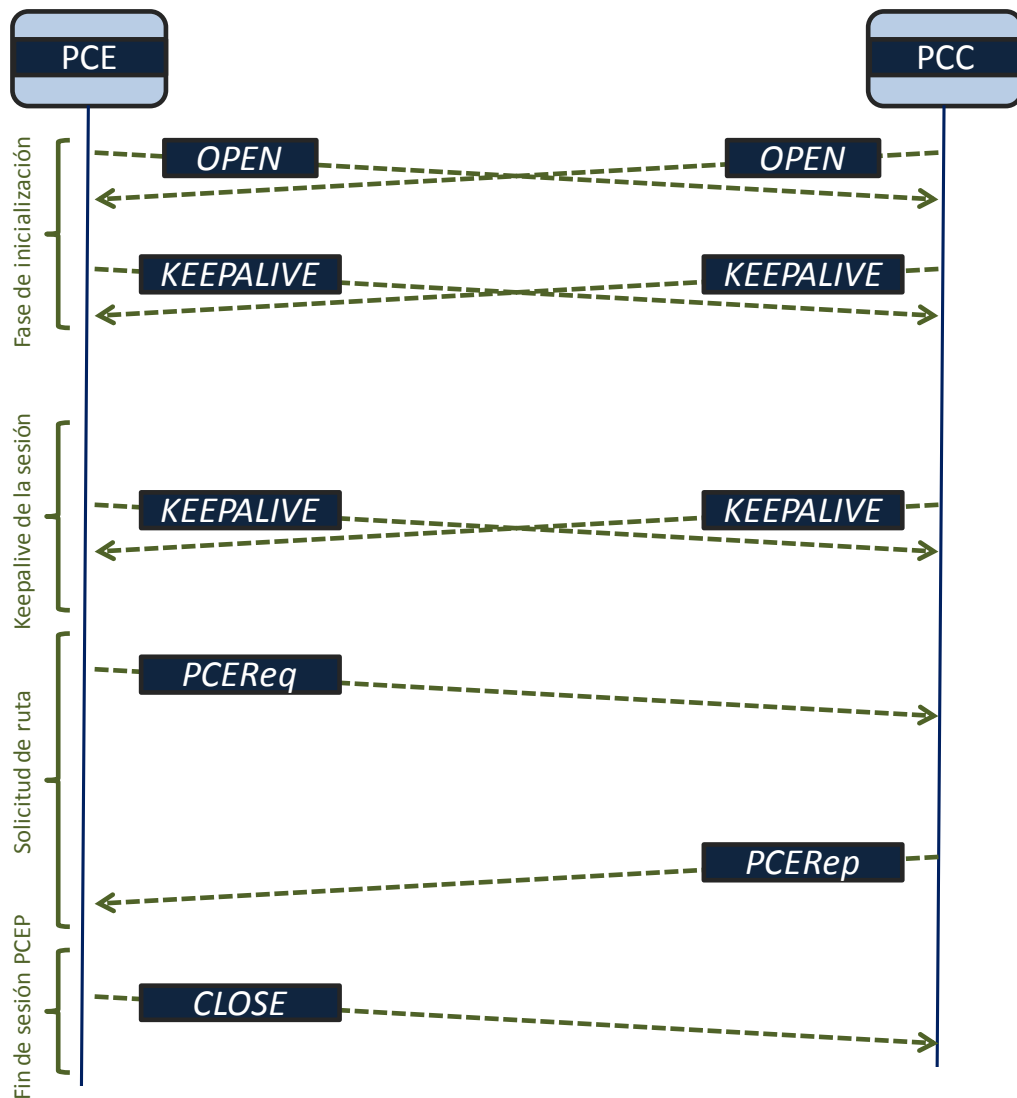


Figura 2-11 .- Ejemplo de sesión PCEP

- **Solicitud de ruta y respuesta:** cuando la sesión ha sido establecida, y se encuentra activa, comienza la solicitud y respuesta de rutas.

En primer lugar el PCC envía una petición de ruta al PCE mediante un mensaje *PCEReq*, en el que se incluyen varios campos que especifican los atributos y restricciones que se tendrán que aplicar en el cálculo de la ruta en cuestión. Cada solicitud de ruta es única, y se puede distinguir por un identificador.

Cuando el PCE recibe la petición de la ruta, procede al cálculo de la misma. En el momento que la ruta ha sido calculada, retorna un mensaje *PCERep* al PCC, en donde se encuentran las rutas calculadas que satisfacen las condiciones que se solicitaban en la *PCEReq*. En el caso de que no se haya encontrado ninguna ruta acorde a las condiciones del PCC, se notificará en el mensaje *PCERep*. En el caso de recibir una respuesta negativa, el PCC puede volver a enviar una nueva solicitud modificada, o bien realizar otras acciones.

El protocolo soporta el envío de más de una ruta en cada mensaje *PCERep*.

- **Fin de sesión PCEP:** si uno de los extremos desea finalizar la sesión, enviará un mensaje *Close*, y tras esto cerrará la conexión TCP. Cuando el PCE finaliza la sesión, el PCC borra todos los estados relacionados con las peticiones que aún están pendientes de atención por parte del PCE y que fueron

enviadas previamente. De manera análoga, si el PCC es el que finaliza la sesión, el PCE borra todas las peticiones de ruta de ese PCC.

Una sesión también puede finalizar si uno de los extremos recibe un mensaje desconocido durante repetidas veces. En este caso el extremo receptor enviará un mensaje **Close**, con un mensaje informando de esta situación.

En ocasiones es necesario que un PCE informe de un error, o de un evento específico. En estos casos se utilizan los mensajes **Error** y **Notify**:

- **Mensaje Error** : se enviará en el caso de que se dé una condición de error en el protocolo, o en el caso de que una petición de ruta no sea compatible con la especificación del protocolo.
- **Mensaje Notify** : se enviará en el caso de que un PCE alcanza una sobrecarga, que podría acarrear tiempos de respuesta inaceptables. En estos casos el PCE notificará a uno o más PCCs que alguna de sus peticiones no serán atendidas por este motivo. Cuando un PCC recibe un mensaje de este tipo, puede optar por redirigir sus peticiones a otro PCE disponible. De manera similar un PCC puede utilizar un mensaje **Notify** hacia el PCE para informarle de una situación particular, como podría ser la cancelación de una petición pendiente.

En la Tabla 2-1 [15], se puede ver un desglose de las distintas posibilidades disponibles para mensajes del tipo *Error*, mientras que en la Tabla 2-2 [15], se enumeran de los mensajes del tipo *Notify*.

Tipo de Error	Valor de Error
'1': Fallo en el establecimiento de la sesión PCEP	'1': No recepción o recepción errónea de un mensaje <i>Open</i>
	'2': No recepción de mensaje <i>Open</i> antes de que expire el temporizador <i>Openwait</i>
	'3': Las características de la sesión PCEP son inaceptables y no negociables
	'4': Las características de la sesión PCEP son inaceptables pero negociables
	'5': Recepción de un segundo mensaje de <i>Open</i> con características de sesión inaceptables
	'6': Recepción de un mensaje de <i>Error</i> en respuesta a un <i>Open</i> con características de sesión inaceptables
	'7': No recepción de <i>Keepalive</i> o <i>Error</i> antes de que expire el temporizador de <i>Keepwait</i>
'2': Capacidad no soportada	
'3': Recepción de un objeto desconocido	'1': Clase de objeto desconocida
	'2': Tipo de objeto desconocido
'4': Objeto no soportado	'1': Clase de objeto no soportado
	'2': Tipo de objeto no soportado
'5': Violación de política	'1': El valor del bit 'C' del objeto METRIC está activo (petición rechazada)
	'2': El valor del bit 'O' del objeto RP está activo (petición rechazada)

'6': Ausencia de un objeto requerido	'1': Ausencia del objeto RP
	'2': Ausencia del objeto RRO para una solicitud de re optimización
'7': Ausencia de petición de camino sincronizada	
'8': Referencia de solicitud desconocida	
'9': Intento de establecimiento de una segunda sesión PCEP	
'10': Recepción de un objeto no válido	'1': Recepción de un objeto con el bit 'P' no activo, cuando según [15] ha de esta activo

Tabla 2-1.- Posibles mensajes de Error en el protocolo PCEP

Tipo de Notificación	Valor de Notificación	Causas de la notificación
'1': Cancelación de una solicitud pendiente	'1': PCC cancela un conjunto de solicitudes pendientes	Recepción de un mensaje <i>Reply</i> válido de otro PCE
		Error en la red
		Causas locales del PCC
	'2': PCE cancela un conjunto de solicitudes pendientes	
'2': PCE con sobrecarga	'1': PCE en estado de sobrecarga	No se deben enviar más peticiones a partir de la recepción del mensaje
	'2': PCE sale del estado de sobrecarga	

Tabla 2-2.- Posibles mensajes de Notify en el protocolo PCEP

2.5.3. PCE sobre redes WSON

En el caso particular de las redes WSON, el cálculo de los caminos o “*lightpaths*” mediante la arquitectura PCE, se resuelven aplicando el concepto de RWA o *Routing and Wavelength Assignment* (Enrutamiento y asignación de longitud de onda).

Históricamente, el nodo origen del camino es el responsable de realizar la selección de la ruta por la que ha de discurrir el camino. Esta selección está basada en la información de TE y topología obtenida por ejemplo a partir de protocolos distribuidos como OSPF-TE. Esta operación es la que se denomina como enrutamiento ó **Routing**

Al moverse del escenario clásico a un escenario WSON, existen restricciones adicionales que han de ser tenidas en cuenta a la hora de establecer el camino. Es el caso de la restricción de continuidad de longitud de onda o *wavelength continuity constraint* (WCC) que ha de respetarse para asignar la misma longitud de onda al camino desde el origen al destino, para el caso de las redes ópticas transparentes. A esta operación es a la que se denomina asignación de longitud de onda ó **Wavelength Assignment**.

La asignación de longitud de onda se suele producir en la fase de establecimiento del camino usando protocolos de señalización distribuidos como RSVP-TE.

Al dividir el proceso de creación de caminos en dos fases como RWA, surge una nueva fuente de ineficiencias o incertidumbre. Se pueden distinguir tres tipos de ineficiencias en este esquema RWA [16]:

- **Separación funcional:** esta separación de funciones es intrínseca desde GMPLS y se basa en la separación de las tareas de cálculo de camino, enrutamiento, y asignación de longitudes de onda.
- **Separación TE:** esta disyuntiva atiende al hecho de realizar dos operaciones interrelacionadas sobre bases de información diferentes. Es el caso de realizar el enrutamiento sobre la información OSPF-TE almacenada en la TED, y realizar la asignación de longitudes de onda basándose en informaciones locales de RSVP-TE.
- **Separación temporal:** por último no hay que olvidarse del plano temporal, ya que al realizarse las operaciones de manera separada puede producirse una desalineación de las informaciones utilizadas en ambas operaciones debido a esta diferencia de tiempos.

Al centralizar y separar el cálculo de caminos en un PCE, se puede disminuir el efecto de estas separaciones. Los trabajos en [17] y [18] proponen tres diferentes procedimientos a la hora de conciliar la operación de RWA:

- **Procesos combinados [R&WA]:** en esta configuración se seleccionan el camino y la longitud de onda en un mismo proceso, como se muestra en la Figura 2-12.

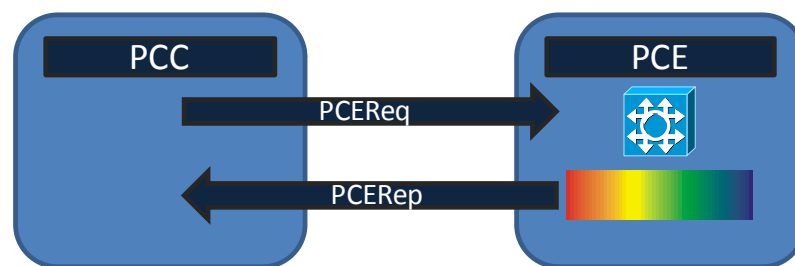


Figura 2-12.- Modelo de combinación de los procesos de RWA en una misma instancia de PCE

- **Procesos separados [R+WA]:** en esta configuración se realiza en primer lugar la fase de enrutamiento del camino, en la cual se proponen más de un “*lightpath*”. Acto seguido, es labor de otra entidad de asignación de longitud de onda el realizar uno de los caminos propuestos asignando una longitud de onda final. Se puede ver un esquema de esta configuración en la Figura 2-13.

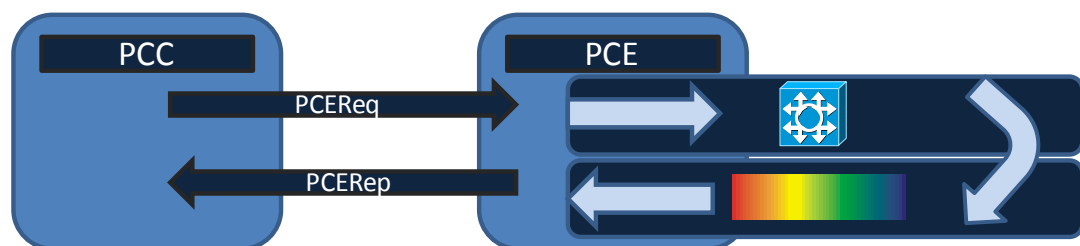


Figura 2-13.- Modelo de combinación de RWA en una misma entidad, pero realizada en dos procesos diferentes

- **Enrutamiento y posterior asignación de longitud de onda distribuida [R+DWA]:** en esta configuración se realiza un cálculo de camino en el PCE sin tener en cuenta longitudes de onda. Después sobre este camino calculado se ejecuta una asignación de longitud de onda distribuida gracias al protocolo de señalización RSVP-TE, como se puede observar en la Figura 2-14.

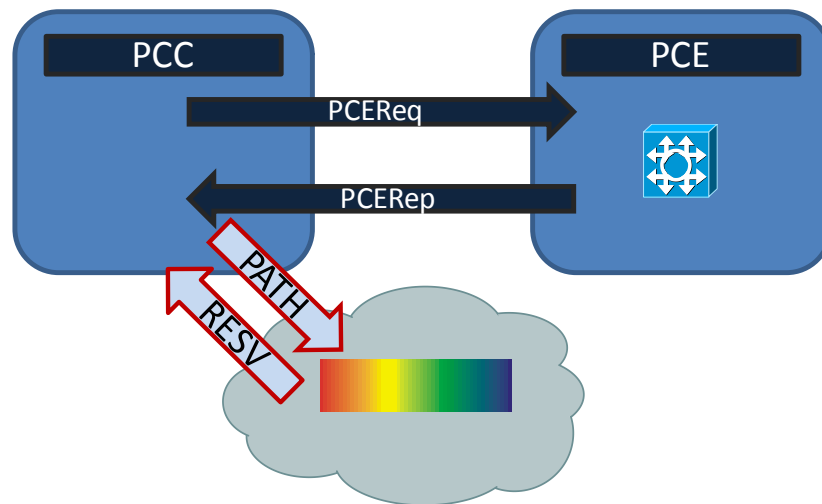


Figura 2-14.- Modelo de enrutamiento en PCE y asignación de longitudes de onda mediante protocolos de señalización

En [19] se ofrece un estudio detallado de las tres combinaciones para la operación de RWA. Un primer paso hacia la evaluación de los tres métodos se puede resumir en la Tabla 2-3 de requerimientos, donde se pretende mostrar las modificaciones a realizar en cada entidad involucrada en el proceso de RWA para cada uno de los métodos de operación

Como se puede observar en la Tabla 2-3, la solución R+DWA es la menos costosa a nivel de complejidad en los cambios. Sin embargo sigue arrojando un alto nivel de incertidumbre al confiar en la señalización al margen de la información TE de la que dispone el PCE.

En los casos de R+WA y R&WA, todo el proceso se lleva a cabo en el dominio del PCE con lo que se reducen de manera drástica las colisiones debidas a la mayor incertidumbre presente en la etapa de señalización. El trabajo en [19] demuestra que ambos esquemas se sitúan por delante del esquema R+DWA en cuanto a rendimiento según el bloqueo.

Además del bloqueo, es importante el retardo medio a la hora de realizar la operación. El trabajo en [19] vuelve a arrojar al esquema de R&WA como el más óptimo en retardo.

Método RWA	Extensión en Enrutamiento	Extensión en Señalización	Extensión en el protocolo PCEP
R&WA	Necesaria	No	Ligera
R+WA	Necesaria	No	Significativa
R+DWA	No	No	Ligera

Tabla 2-3.- Extensiones necesarias para los distintos modelos de RWA

2.5.4. PCE en entornos MLN/MRN

La operación de TE entre múltiples capas entraña una dificultad añadida a la operación del cálculo de caminos LSP, por lo que es un escenario de aplicación que entra dentro del enfoque del PCE en cuanto a facilitar la tarea del cálculo de caminos en entornos problemáticos, como pueden ser el caso de una red MLN/MRN. En el apartado 2.4.1 se introdujo el concepto de redes multicapa ó MLN sobre el contexto GMPLS.

La implementación de una arquitectura PCE en una red MLN/MRN depende de la visibilidad de la que disponga el PCE según la topología de la red:

- **Único PCE:** se implementará esta estrategia si el PCE tiene la visibilidad necesaria sobre la topología de las diferentes capas de red involucradas en el cálculo de caminos.
- **Varios PCE colaborativos:** el cálculo de caminos es realizado por varios PCE en colaboración, donde cada entidad posee información de topología de una o más capas de la red, pero nunca de todas al mismo tiempo.

Con el objetivo de denotar las virtudes de la arquitectura PCE para este tipo de entornos se presenta el siguiente ejemplo de red MLN/MRN:

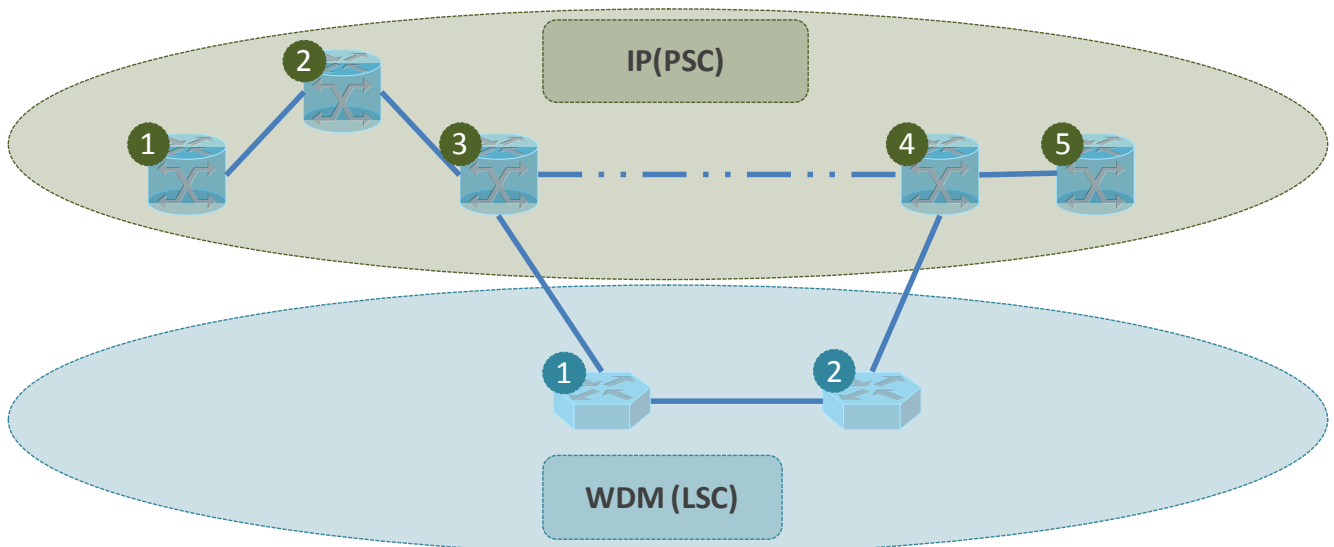


Figura 2-15.- Ejemplos de entorno MLN/MRN

En la Figura 2-15, se presentan dos capas, la capa superior consta de una red de cinco enrutadores *Label Switched Router* (LSR) con una conmutación de paquetes IP, mientras que en la capa a nivel bajo se encuentran dos LSR con capacidades ópticas.

Si el nodo número 1 quiere establecer un camino desde él mismo hasta el LSR de salida número 5, a través de la capa inferior. En este ejemplo se supondrá que no hay un enlace con capacidades TE entre los nodos número 3 y 4 de la capa superior. Además el nodo número 1 no tiene la visibilidad sobre la topología de la capa inferior.

Si bajo estas condiciones se efectúa el cálculo del camino únicamente sobre la capa superior, esta operación resultará fallida debido a la ausencia del enlace TE entre 3 y 4.

Si se calcula un camino a través de las capas, se podrá obtener una ruta entre los nodos 1 y 5 y la sugerencia de un LSP a nivel bajo entre los nodos frontera 3 y 4. Este LSP a nivel bajo se ofrece a la capa superior como un enlace TE usando la topología virtual de la red (VNT)[20]. El PCE será la entidad encargada de realizar los cálculos de caminos desde la capa superior usando esta información.

La arquitectura PCE puede otorgar estas opciones al cálculo de rutas [21]:

- Cálculo del camino a partir de una única entidad PCE, en lugar de realizarse el mismo en el LSR 1, usando la información disponible de más de una capa.
- Cálculo del camino en lugar del LSR 1 en un PCE que cooperará con otros PCE situados en cada una de las capas de la red.
- Realizar cálculos parciales de caminos hasta el LSR frontera entre capas. Esta opción utiliza cálculos de camino monocapa calculados independientemente por sucesivos PCE (en esta opción no hay comunicación entre distintos PCE).

Las tres distintas disyuntivas anteriores se presentan en [21] como los dos diferentes modelos para el cálculo de caminos multi-capa.

En la Figura 2-16, se presenta el **modelo de cálculo de caminos en redes MLN con un solo PCE** involucrado sobre la red de ejemplo. Esta única entidad de PCE tendrá visibilidad sobre la topología a través de todas las capas. Este tipo de PCE se denomina como Multi-Layer PCE.

En el caso del ejemplo, el Multi-Layer PCE puede calcular un camino óptimo desde el nodo 1 al 5 pasando por los dos nodos de la capa inferior incluyendo el LSP a nivel bajo, que puede ya existir o no haber sido establecido.

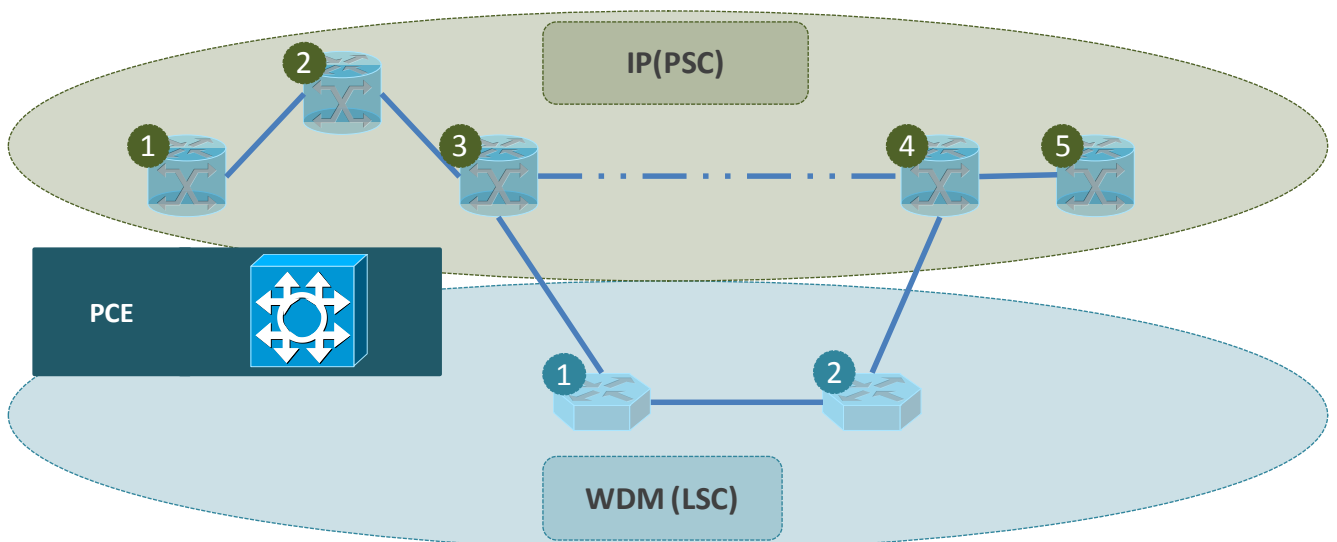


Figura 2-16.- Cálculo de caminos multi-capa usando un solo PCE

En la Figura 2-17, se presenta el **modelo de múltiples PCE**. En este modelo existe una entidad PCE (al menos) por cada capa de la red, y cada entidad posee visibilidad de topología restringida a su capa. Algunos proveedores pueden querer conservar las fronteras entre las distintas capas de la red por lo que este sería el modelo ideal. Además también puede adoptarse este modelo por razones de escalabilidad, ya que cada entidad de PCE almacenará la información de topología correspondiente a su capa, lo que reducirá el tamaño de la TED utilizada.

A estos PCE se les conoce como *Mono-Layer PCE*. Estos PCE colaboran entre ellos para conseguir el camino multi-capa. En el caso de ejemplo, el nodo 1 solicitará un camino al PCE de Alto Nivel, el cual conoce el punto de comunicación con el nivel bajo, por lo que hará una solicitud de camino al PCE de Bajo Nivel, detallándole los nodos frontera. El PCE de Bajo Nivel responderá con los enlaces TE disponibles a nivel bajo, y con esto el PCE de Alto Nivel estará en disposición de entregar una ruta completa al nodo 1.

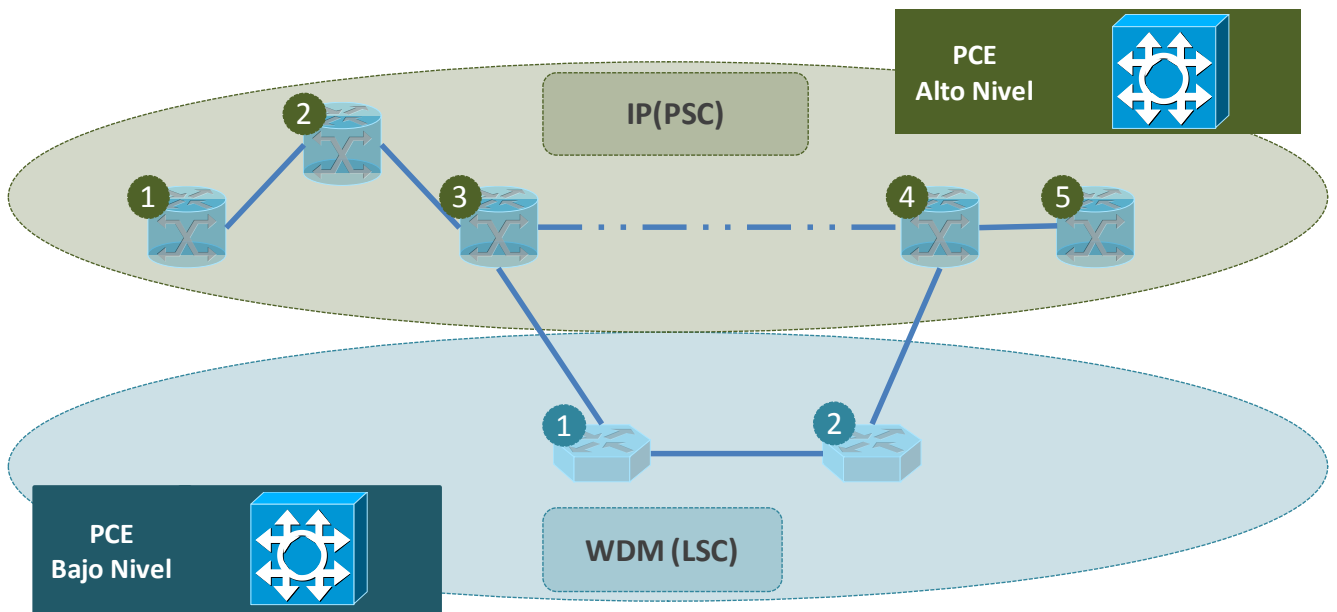


Figura 2-17.- Cálculo de caminos multi-capa usando múltiples PCE

2.5.5. PCE en entornos multi-dominio

En las redes GMPLS, los protocolos de enrutamiento como OSPF-TE son los encargados de propagar la información TE a lo largo de la red. En las redes de un solo dominio, la propagación de esta información es relativamente sencilla, y se puede disponer de la misma para cada nodo. Sin embargo, en los entornos multi-dominio (2.4.2), debido a los problemas de confidencialidad y escalabilidad del plano de control, se limita la información que será intercambiada entre dominios.

La adopción de la arquitectura PCE puede extender el cálculo de caminos TE a este tipo de escenarios donde el flujo de información encuentra alguna traba (como en el caso multi-capa en 2.5.4). En el caso de un escenario multi-dominio estas trabas se manifiestan en forma de fronteras entre los diferentes dominios, que por motivos de confidencialidad o de negocio no permiten la propagación de la información entre los mismos.

Se colocará una entidad PCE en cada dominio de la red, donde será responsable del cálculo de caminos dentro del dominio. Para caminos que atraviesen más de un dominio, se utilizará el protocolo PCEP entre los PCE de cada dominio con el objetivo de facilitarse la información necesaria para realizar el cálculo. De todos modos siempre habrá un compromiso por parte de los operadores en cuanto a la información que permitirán intercambiar, por motivos de negocio.

El trabajo en [22] realizado en esta misma escuela, ha cubierto en detalle varios de los protocolos PCE multi-dominio:

- *Per-Domain Path Computation*
- *Simple Cooperating PCE*
- *Backward-Recursive Path Computation (BRPC)*
- *Hierarchical PCE (HPCE)*

A continuación, se explicarán brevemente los 4 modelos.

- **Per-Domain Path Computation**

En este modelo, el camino es calculado mediante señalización dominio a dominio, sin intercomunicación entre los distintos PCE.

El LSR de entrada a cada dominio es el encargado de enviar una solicitud al PCE, que le responderá con el camino a establecer dentro del dominio. Entonces el LSR iniciará el establecimiento por señalización hasta el siguiente dominio, dónde el LSR que reciba este camino iniciará de nuevo el proceso para continuar. Un esquema de funcionamiento explicado con un ejemplo se puede encontrar en la Figura 2-18.

El problema de este modelo es que puede resultar en caminos globales sub-óptimos, a pesar de que los internos para cada dominio son los óptimos. Principalmente se acusa el desconocimiento sobre que LSR de salida puede ser el mejor de cara a la operativa en el siguiente dominio. El trabajo en [23] propone utilizar la ruta más corta conocida en función de la dirección IP mediante el uso de BGP.

Además no hay que olvidar que los PCE de cada dominio pueden diferir considerablemente unos de otros en cuanto a capacidades y algoritmia, lo que puede contribuir también al cálculo de caminos sub-óptimos.

Se recomienda el uso de este modelo cuando la interfaz entre distintos dominios es de un solo LSR ó si la elección de puertas de salida está predeterminada, o es sencilla de determinar.

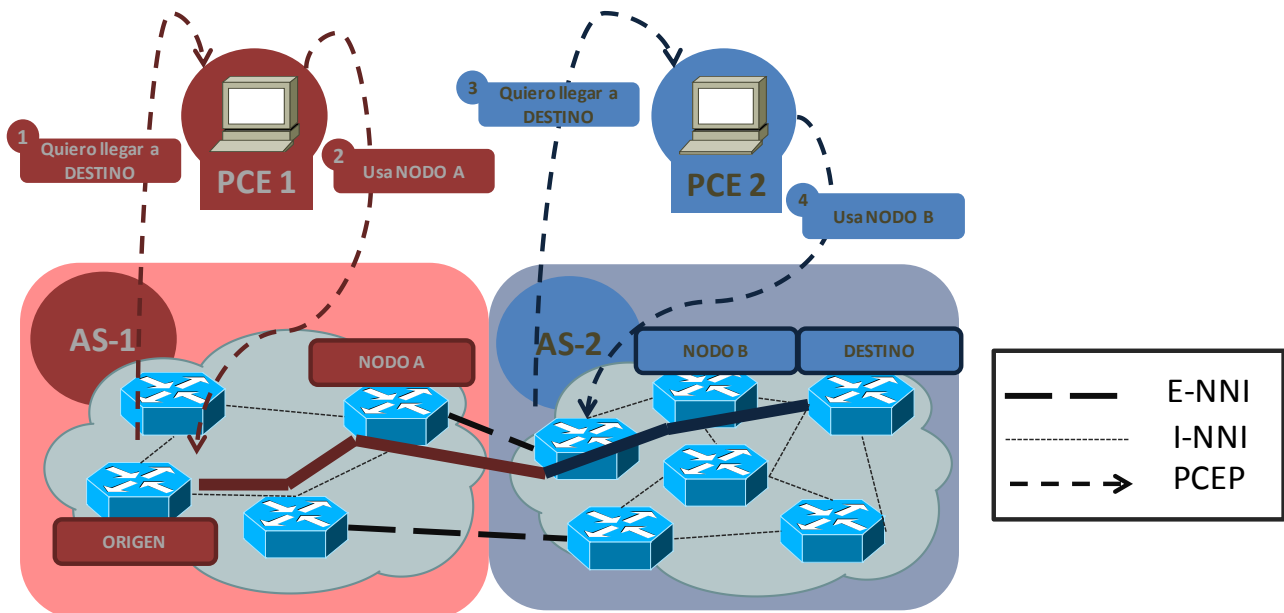


Figura 2-18 .- Ejemplo de uso de *Per-Domain Path Computation*

- **Simple Cooperating PCE**

En este modelo, los PCE pueden intercambiar cierta información para mejorar la calidad de los LSP calculados.

Cada PCE le enviará al siguiente PCE una proposición de camino ó de nodo de entrada a su dominio, y este lo aprobará ó propondrá una alternativa mejor en función a la información local sobre su dominio. En la Figura 2-19, se muestra un ejemplo guiado del proceso.

Al escogerse la ruta dinámicamente, también se puede llegar a la obtención de caminos sub-óptimos, desde el momento en el que el siguiente PCE propone una ruta que le resulta más conveniente a él, y puede que no sea tan buena para el dominio precedente.

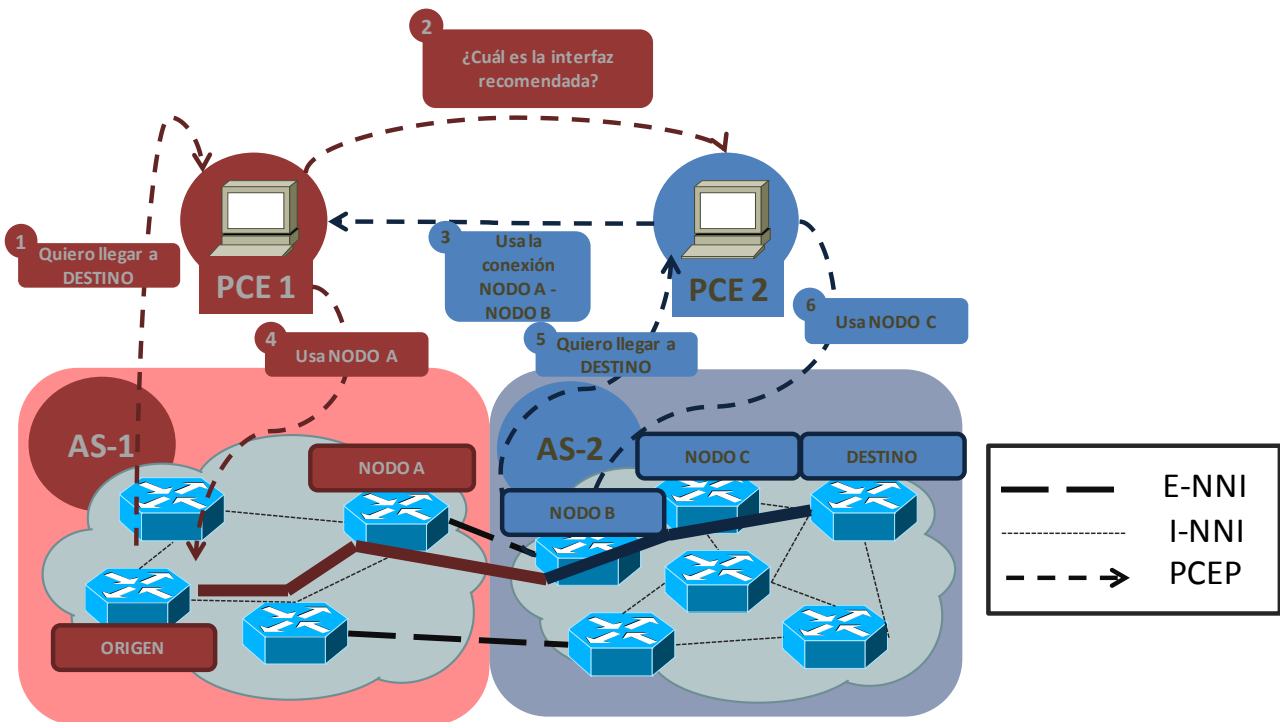


Figura 2-19.- Ejemplo de uso de *Simple Cooperating PCE*

- **Backward-Recursive Path Computation (BRPC)**

El trabajo en [24] describe el algoritmo BRPC basado en la cooperación y la intercomunicación entre los PCE de cada dominio.

El LSR de entrada del primer dominio actúa como PCC y solicita una ruta al PCE hasta el nodo destino que está en otro dominio. El PCE reenvía esta solicitud al siguiente PCE y así sucesivamente hasta que alcanza el PCE correspondiente al dominio destino.

El PCE del dominio destino elabora un árbol que se denomina *Virtual Shortest Path First* ó VSPF. Cada rama del VSPF representa un camino desde cada uno de los nodos del dominio al nodo destino, indicando ciertos parámetros como el coste en recursos de cada enlace.

El PCE destino responde al anterior PCE en la secuencia de dominios con el VSPF, y el PCE receptor completará el árbol con la información correspondiente a su dominio, y así sucesivamente hasta llegar de nuevo al PCE del dominio que solicitó el LSP. El PCE del dominio involucrado es entonces el encargado de elegir el camino óptimo con la información que ha conseguido recabar de otros dominios a partir del VSPF.

Un ejemplo de red multi-dominio que está operando este algoritmo de cálculo de caminos se muestra en la Figura 2-20.

El uso de BRPC garantiza el establecimiento de caminos óptimos a lo largo de múltiples dominios. Sin embargo, sufre la misma restricción que en el caso de *Per-Domain Computation*, y es que la secuencia a partir de la que se recorrerán los dominios, ha de ser conocida en el momento del cálculo de los mismos, por ejemplo mediante BGP. Adicionalmente, es necesario adoptar extensiones en el protocolo PCEP para alojar la información intercambiada entre los nodos involucrados.

Se aconseja la implementación del método BRPC en redes formadas por pocos dominios bien interconectados, donde no hay conexiones predefinidas para utilizar.

Se desaconseja el uso de este método en redes cuyos dominios formen una malla con un alto número de interconexiones, ya que este hecho complicaría el cálculo de caminos, y acarrearía el uso de una gran cantidad de mensajes intercambiados entre los PCE de cada dominio.

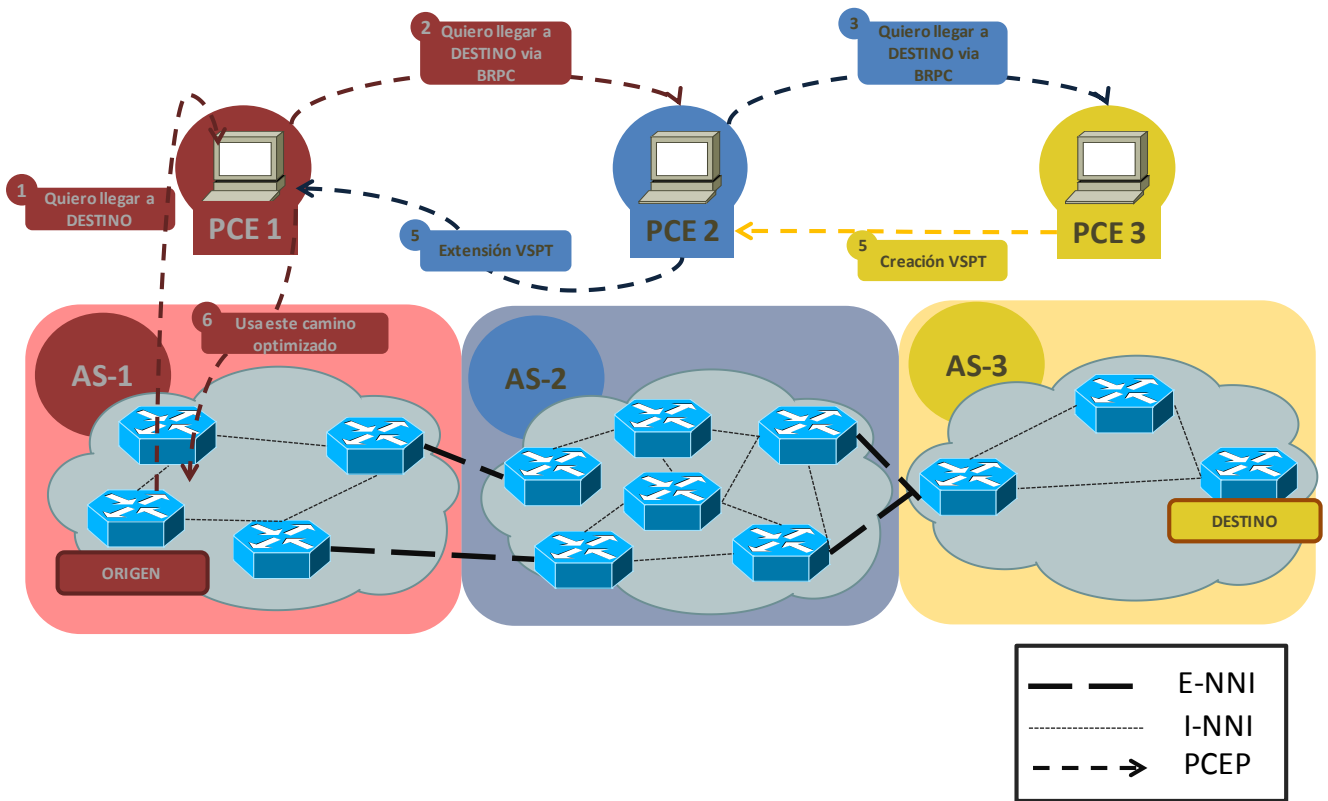


Figura 2-20.- Ejemplo de uso de *Backward-Recursive Path Computation*

- **Hierarchical PCE (HPCE)**

Este método aborda del problema del cálculo de rutas en redes multi-dominio desde una nueva dimensión, al proponer una arquitectura jerárquica para el PCE, definiendo dos niveles diferentes de entidades de cálculo tal y como se muestra en la Figura 2-21.

El PCE superior, o HPCE, mantiene la información sobre las interconexiones de los dominios involucrados en la red, pero desconoce el resto de información interna de los mismos, como los recursos de los que disponen, lo que se presenta como un punto positivo a la hora de preservar la confidencialidad en la red multi-dominio. Gracias a esto, los PCE de cada dominio no han de poseer información sobre las conexiones entre los diferentes dominios involucrados, y sólo conocerán las conexiones con el dominio adyacente.

Durante el proceso de cálculo, el PCC origen solicitará un camino inter-dominio al PCE de su dominio, el cuál reportará hacia el HPCE, y será el que contactará con los PCE de los dominios involucrados, solicitándoles los caminos los mejores caminos internos para cada dominio, y elabora su propuesta de camino que será entregado de nuevo al PCE del dominio origen. Se muestra un ejemplo de HPCE en la Figura 2-21.

La gran ventaja de este método es que, a diferencia del BRCP no necesita conocer la secuencia de dominios involucrados antes de realizar el cálculo, que puede ser complicada de obtener, especialmente en entornos de alta complejidad.

Para la implementación de este método se requieren extensiones al protocolo PCEP, las cuáles se cubren en el trabajo realizado en [23].

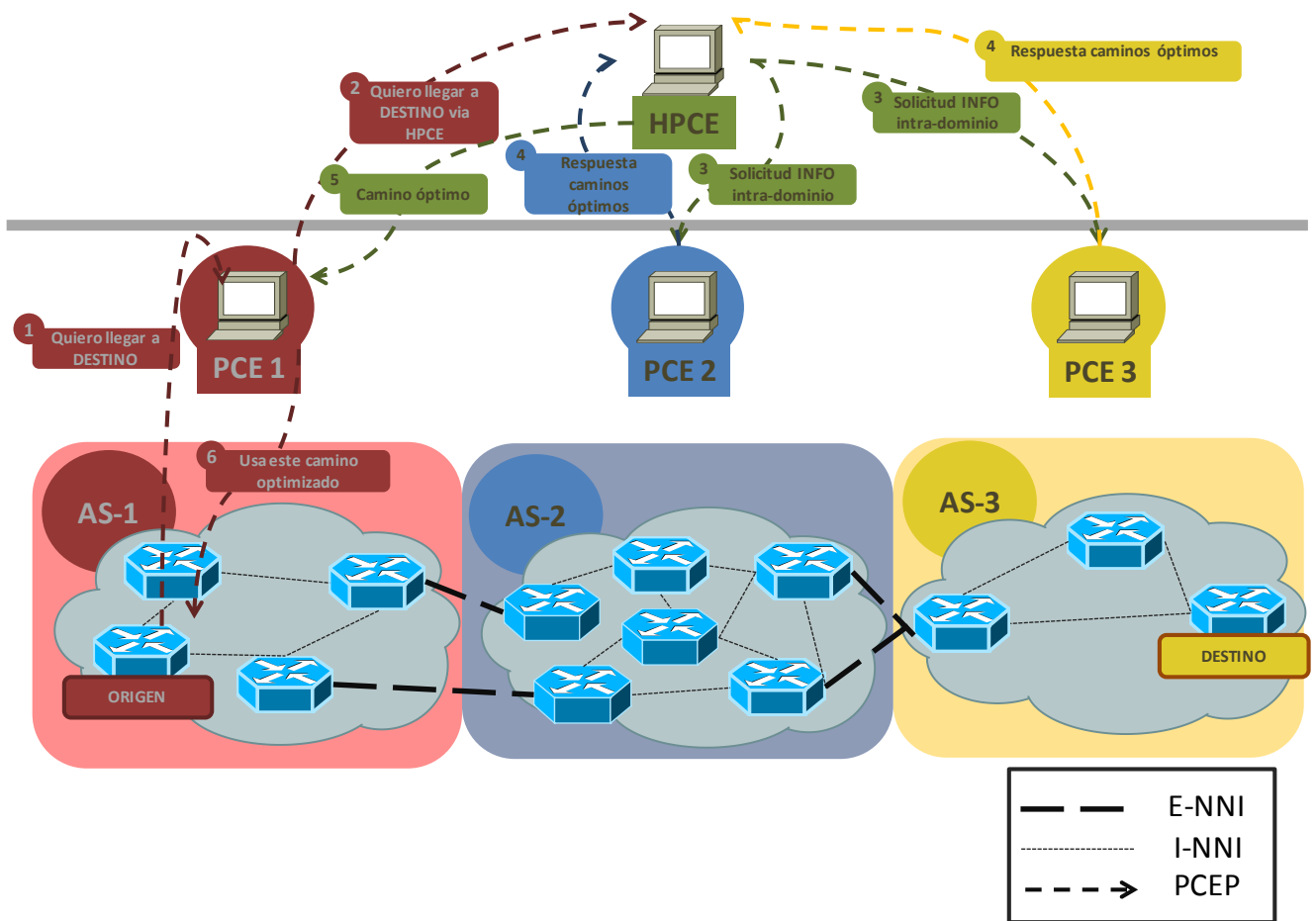


Figura 2-21.- Ejemplo de uso de Hierarchical PCE

2.6. Conclusiones

Las redes troncales han de ser capaces de evolucionar al nivel de la alta demanda de servicios por parte de los usuarios. Durante los últimos años han experimentado continuos cambios con el objetivo de aumentar sus prestaciones pero conteniendo hasta cierto punto la complejidad, sin olvidar la tendencia a la flexibilidad e interoperabilidad de las mismas.

En este marco, se puede ver la tendencia a redes de naturaleza óptica, capaz de ofrecer grandes capacidades al amplio abanico de servicios por soportar. Con respecto a la flexibilidad se han ido diferenciando los distintos planos de red como una forma de configurar, operar y gestionar las redes de una manera más óptima y distribuida gracias a los planos de control y de gestión. Con el objetivo de ser más flexibles y poder optimizar los recursos también se realiza una nueva diferenciación de capacidades en el plano de control, apareciendo escenarios multi-capa y multi-dominio que son capaces de integrar las diferencias existentes a nivel de tecnologías de conmutación y a nivel de restricciones de negocio.

Uno de los problemas a la hora de optimizar el plano de control es el cálculo de caminos en la red, dado el alto nivel de integración de tecnologías y restricciones surgidas a raíz de la generalización de las redes. Se presenta la arquitectura PCE como una solución a este problema, en el que se descarga el cálculo de caminos a una entidad independiente de la red. En este capítulo se ha podido ver las aplicaciones de esta

arquitectura sobre varios escenarios complejos que han de ser integrados sobre una misma red, viendo especiales ventajas de uso de la arquitectura PCE en entornos multi-dominio.

En los siguientes capítulos se tomará la base de conocimiento presentada en este para poder evaluar y solucionar uno de los problemas presentes en la arquitectura PCE, la incertidumbre en el cálculo de caminos.

3. La incertidumbre en el cálculo de rutas

3.1. Introducción

En el marco de la arquitectura PCE, la TED es la entidad encargada de almacenar el estado puntual de la red que se está operando. Particularmente, la base de datos contiene información sobre la topología de la red en cuestión y la disponibilidad en ese momento de los enlaces de red, atendiendo a múltiples parámetros como el ancho de banda disponible o las longitudes de onda restantes en un enlace determinado.

A la hora de calcular un camino a través de la red, el PCE se basa en toda esta información recogida en la TED para llevarlo a cabo, y proponer las diferentes rutas calculadas a la entidad PCC solicitante en caso de éxito. Sin embargo puede ser que el cálculo de estas rutas haya sido realizado sobre una información de la TED que no refleja el estado de la red en el momento puntual del establecimiento de la misma tras la recepción de la ruta vía PCE.

Estas imprecisiones son las que introducen incertidumbre en el cálculo de rutas, ya que si bien en el momento de cálculo se ha intentado elaborar un listado de posibles rutas óptimas, en un momento posterior de establecimiento, puede ser que el estado de la red haga esa ruta sub-óptima o incluso no viable para ser establecida.

En este capítulo se pretende analizar con más detalle la naturaleza de esta incertidumbre en función de las diferentes configuraciones del PCE, y en base a esta naturaleza se analizan posibles soluciones paliativas al problema.

3.2. Sensibilidad de la arquitectura PCE con respecto al estado del LSP

Se definirá el estado del LSP como el inventario de recursos que han sido asignados al LSP durante su cálculo y de los que hará uso durante su operación. Ejemplos de recursos asignados a los LSP son la ruta específica de nodos a través de la que se establecerá el camino, el ancho de banda reservado, o la capacidad física de conmutación del camino.

Normalmente esta información del estado del LSP está disponible para el nodo origen del camino, y en algunos casos en el plano de gestión NMS. Sin embargo, puede ser útil que esta información sea transferida a la TED para una mayor optimización, como es el caso en el marco de la arquitectura PCE. Esta disyuntiva genera dos configuraciones diferentes de la arquitectura PCE en cuanto a la información de red que es almacenada en la TED:

- **PCE sin sensibilidad al estado del LSP (*Stateless PCE*):** la TED se limita a recoger la información sobre los recursos por enlace.
- **PCE con sensibilidad al estado del LSP (*Stateful PCE*):** además de lo anterior, mapea la información del enlace con los recursos utilizados por el LSP.

Normalmente se opta por soluciones *Stateless PCE* cuando los cálculos de los mismos se realizan en la etapa de aprovisionamiento de recursos para los mismos. Sin embargo si el cálculo se produce en el marco de una etapa de re-optimización usar *Stateful PCE* ya que esa información extra hará posible esta operativa de una manera más efectiva.

En un primer lugar, la solución *Stateful PCE* encontró mayores problemas, causados principalmente por una mayor complejidad a la hora de sincronizar PCC y PCE, además de una mayor sobrecarga en el plano de control para hacerla posible.

Por otro lado, la solución *Stateless PCE* es mucho más sencilla de implementar y de ser gestionada, con lo que fue la opción a mejorar durante más tiempo, e incluso la más adoptada por los operadores de red, lo que ha motivado a utilizar esta configuración para este PFC. Sin embargo recientemente se está volviendo

a cambiar el foco en la comunidad científica sobre la solución *Stateful* PCE con el objetivo de hacerla más sencilla para poder explotar sus ventajas.

3.3. Actualización de la TED

Para la correcta operación de la arquitectura PCE, la TED es la encargada de mantener la información que concierne a la red sobre un momento determinado. Para maximizar el rendimiento del protocolo PCE, habría que remontarse al caso ideal en el que la TED es actualizada en tiempo real a partir de cualquier mínimo cambio en el estado de la red.

Nótese que incluso en este caso ideal podría darse el caso de que, para una ruta calculada sobre una información totalmente fiel del estado de la red, exista algún tipo de cambio en el estado de la red que afecte al camino que ha de seguir la ruta y que derive en un problema que impida el establecimiento de la misma. Si además se elimina la idealidad de este escenario, y se opta por soluciones clásicas de refresco periódico de actualización de la TED, se multiplica la probabilidad que un problema de este tipo pueda ocurrir.

La combinación de estos dos fenómenos intrínsecos a la arquitectura hace que surja la incertidumbre en la misma.

Específicamente, existen ventanas de tiempo en las que se puede dar inexactitudes en la TED, con lo que el PCE estará realizando cálculo de caminos basados en información no fidedigna de la red. Se pueden distinguir varias fuentes de incertidumbre en la TED [25]:

- **Retardos en el plano de control:** Las latencias asociadas al plano de control pueden incrementarse debido a diferentes factores como:
 - o El tiempo requerido por un PCC para obtener los caminos resultados de un cálculo satisfactorio por parte del PCE, siendo necesario un retardo de varios RTT.
 - o El retardo a la hora de establecer el camino.
 - o El tiempo que requiere el PCE para refrescar la información de la TED con la nueva información.

El protocolo usado para obtener información sobre la topología de la red, que puede conllevar distintos retardos asociados.

- **Peticiones concurrentes:** Si durante una pequeña ventana de tiempo, que comprende desde el momento en el que la respuesta del cálculo de la ruta y el camino es finalmente establecido (y los cambios en la topología reflejados en la TED), se reciben varias peticiones en el PCE, serán atendidas con información obsoleta, lo que puede dar lugar a errores.
- **Sobrecarga PCE:** Cuando el PCE debe de atender concurrentemente varias tareas diferenciadas además del cálculo de una ruta, pueden originarse retardos que contribuyan a aumentar la incertidumbre.

La consecuencia de la incertidumbre será, en general, la asignación de un mismo recurso o respuesta a diferentes peticiones, lo que generará contingencias entre nodos y un peor rendimiento de la red en global.

Además estos problemas se detectarán a posteriori cuando cada nodo PCC intente establecer el camino y se encuentre que los recursos que le habían sido otorgados ya están en uso, causando bloqueos.

En particular, si atendemos a reserva de caminos por longitud de onda, estos bloqueos causados por la incertidumbre en la TED se denominarán bloqueos por robos de longitud de onda, o bloqueos por robo de λ .

3.4. Opciones para eliminar la incertidumbre en el cálculo de rutas

La comunidad científica ha ido aportando diferentes medidas para intentar paliar esta incertidumbre en la TED:

-
- **Mayor información desde el PCC:** Se define en [18] que un PCC puede incluir un conjunto de caminos calculados previamente en las peticiones hacia el PCE con el objetivo de dotarle a éste último de mayor información a la hora de calcular el nuevo camino, evitando duplicidades y minimizando impactos.
 - **Mayor información en el PCE: El PCE** se queda con parte de la información de las últimas rutas que ha calculado[4]. Gracias a esta información extra, el PCE podría evitar el uso de los recursos presentes en estas rutas recientes para el cálculo de nuevos caminos mediante el uso de estadística o de heurística. En resumen en base a toda la información el PCE puede llevar a cabo políticas de administración de recursos que eviten ineficiencias derivadas en la incertidumbre. El problema de este tipo de solución es que aunque el PCE pueda mejorar en cierto modo el rendimiento, no puede forzar al PCC al uso óptimo del camino.
 - **Extensión en el protocolo PCEP:** En [25] se define una extensión al protocolo PCE mediante la que se permite al PCC reservar los recursos de red asociados a la petición de su camino. Esta reserva viaja en la PCEReq hasta el PCE, que reservará los recursos utilizados para el cómputo de ese camino, apartándolos del conjunto de recursos disponibles para atender nuevas peticiones. Esta reserva se basa en un tiempo, al que se denominará como temporizador de pre-reserva ($T_{PRE-RESV}$), y su peso será un compromiso a tener en cuenta en la hora del diseño, tendiendo en un extremo a un PCE con todos sus estados definidos pero con una alta carga y en el otro un PCE stateless con una mayor eficiencia.

Además de la extensión, existen soluciones que definen un nuevo intercambio de mensajes como la propuesta en [26] mediante el uso del estado del camino calculado por el PCE.

Cuando el nodo recibe un mensaje PCERep por parte del PCE, lanza el RSVP-TE con los mensajes de Path y Resv enviados en sentido de ida y de vuelta respectivamente. Estas diferentes fases de señalización pueden ser bloqueadas independientemente, siendo la consecuencia de las mismas:

- **Bloqueo durante la operación de Path:** La longitud de onda sobre la que se iba a construir el camino no está disponible.
- **Bloqueo durante la operación de Resv:** Colisión sobre la solicitud de la misma longitud de onda para establecer distintos caminos sobre el mismo enlace.

El artículo [26] propone dos modos de comunicación directa entre los nodos y el servidor PCE (mediante el uso de mensajes de notificación PCEP *Notify* o RSVP-TE *Notify*) para actualizar la información de la TED en función al estado del camino:

- **PCE *Reactive*:** Cada vez que se produzca un establecimiento o una liberación de un camino, el nodo que ha establecido este camino indicará al PCE que la acción se ha realizado satisfactoriamente. Si se ha producido algún error en la fase de señalización del RSVP-TE no se notificará al PCE.
- **PCE *Proactive*:** Cada vez que el PCE lleve a cabo un cálculo de camino satisfactoriamente, actualiza su TED asumiendo que el camino se ha establecido correctamente utilizando los recursos sugeridos por el su cálculo. El siguiente paso lo tomará el nodo que notificará al PCE que debe actualizar su TED en los siguientes casos:
 - Si se ha producido error durante la fase de señalización RSVP-TE.
 - Si se ha establecido el camino pero usando otra longitud de onda distinta de la propuesta por el PCE en primera instancia.
 - Si el camino ha sido liberado.

Tanto PCE *Reactive* como PCE *Proactive* mejoran en dos órdenes de magnitud los bloqueos producidos a la hora de establecer el camino con respecto a los métodos clásicos de actualización de la TED basándose en el estado del enlace (OSPF-TE). Sin embargo uno de los inconvenientes de estas estrategias es que se cimentan en nuevos intercambios de mensajes entre las entidades de la red lo que conlleva una mayor sobrecarga en el plano de control.

3.5. Definición del temporizador de pre-reserva

En este proyecto se optará por continuar a partir de la solución propuesta en [25] usando el $T_{\text{PRE-RESV}}$ como mecanismo para paliar la incertidumbre de la TED.

Esta herramienta se basa en un tiempo de reserva de los recursos marcados para ser utilizado por el LSP en la TED con el objetivo de que los recursos asignados a la petición actual, se mantengan aislados para peticiones concurrentes ó realizadas en momentos muy cercanos al de la petición actual.

En esta solución no es necesario el intercambio de nuevos mensajes de notificación entre los nodos de la red, ya que se basa en una extensión del protocolo PCEP dónde viaja el nuevo valor de temporizador de pre-reserva de recursos.

En el texto se enumeran los requerimientos para las entidades presentes en la arquitectura PCE:

- **Requerimientos del PCC:**
 - El nodo PCC ha de indicar si los recursos solicitados para el cálculo de una ruta determinada han de ser apartados de consideración por parte del PCE para el cálculo de futuras peticiones.
 - Cada PCC debe definir el tiempo por el cual los recursos han de ser reservados para el cálculo de la petición actual. En definitiva el valor de $T_{\text{PRE-RESV}}$.
 - Es labor del PCC definir el tipo y la granularidad de los recursos que está reservando en su petición de cálculo de ruta (ancho de banda, longitud de onda, etc.).

- **Requerimientos del PCE:**
 - Es labor del PCE la aplicación de políticas encaminadas a aceptar una petición de reserva o a rechazarla.
 - El PCE calculará los caminos solicitados en la petición del PCC y en base a la reserva del PCC apartará los recursos utilizados en ese cálculo del resto de cálculos siguientes.
 - Si el PCE acepta una petición del PCC entonces el periodo de $T_{\text{PRE-RESV}}$ deberá ser como mínimo igual al solicitado por el PCC, a no ser que se implemente alguna política específica en el PCE. Si la reserva no se ha podido reservar conforme a los valores mínimos solicitados por el PCC, se puede configurar al PCE para que envíe un mensaje de error del protocolo (PCEP_ERROR), indicando la causa por la cual no fue posible hacer efectiva la reserva de recursos.
 - Queda a disposición del PCE el decidir aplicar un tipo de granularidad diferente a la que contenía la petición inicial del PCC. El cambio será notificado al PCC junto con la ruta calculada.
 - En la respuesta hacia el PCC (PCERep), el PCE debe incluir:
 - Si los recursos han sido reservados satisfactoriamente, y el periodo de reserva asociado (en el caso de que sea diferente al solicitado)
 - La granularidad de la reserva, que también puede haber sido modificada con respecto a la petición.
 - Debe de dotar al PCC de algún identificador de la reserva a partir del cual el PCC pueda anular la misma.

El procedimiento descrito para utilizar un mecanismo de reserva implementándose resume en la Figura 3-1.

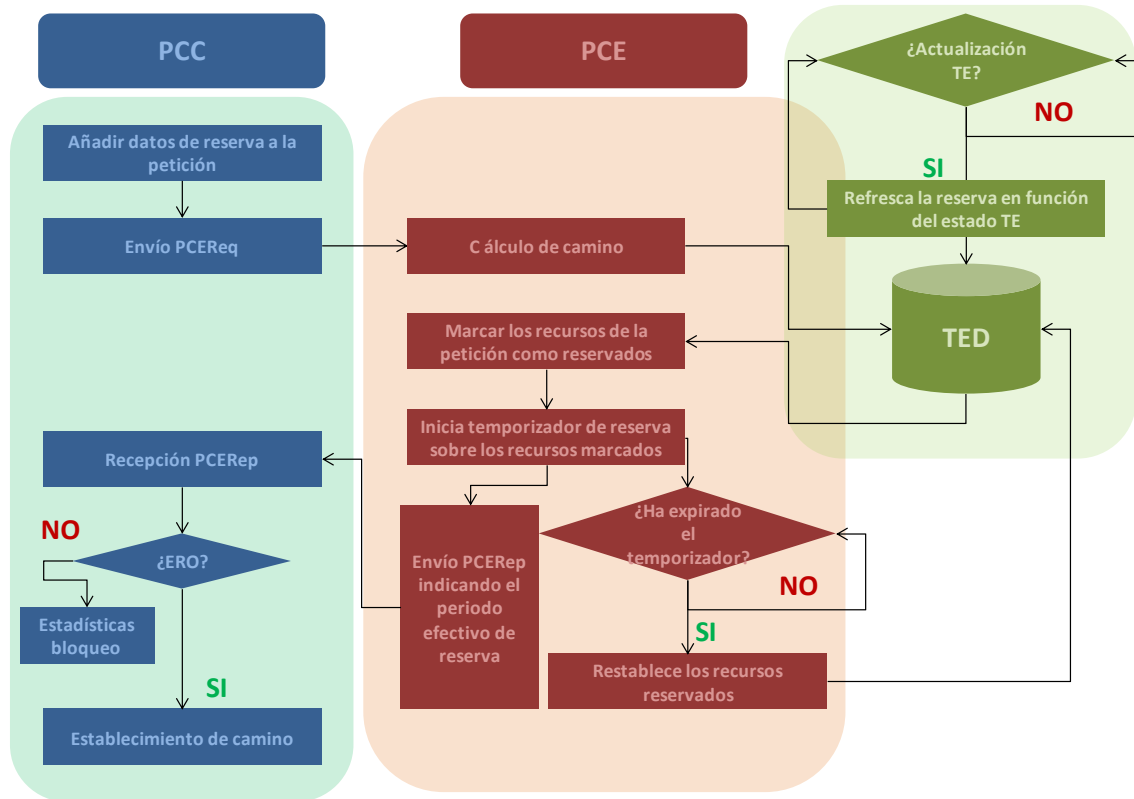


Figura 3-1.- Diagrama de flujo del proceso de reserva de camino utilizando un $T_{PRE-RESV}$

Esta será la opción implementada y estudiada en este proyecto. En base a la misma, se definirán unos indicadores temporales, y unas ecuaciones que habrán de cumplir con el objetivo de manejar la incertidumbre presente en la arquitectura PCE. La Tabla 3-1 presenta los indicadores de tiempo presentes en la solución.

Indicadores	Descripción
T_{PCC} : Tiempo de solicitud PCC	Tiempo medido entre el envío de una petición PCEReq y la recepción de un PCERep por un nodo PCC.
T_{PCE} ó $T_{PROC-PCE}$: Tiempo de cómputo PCE	Tiempo medido desde la recepción de una solicitud PCEReq por parte del PCE hasta la finalización del cálculo del mensaje requerido por la misma.
T_{CPLANE} : Retardo en el plano de control	Retardo experimentado en el plano de control a la hora del establecimiento del camino suministrado por el PCE. Este retardo engloba además todos los retardos asociados a esta etapa de establecimiento.
$T_{PRE-RESV}$: Temporizador de pre-reserva	Valor del temporizador de pre-reserva presente en cada solicitud PCEReq.

Tabla 3-1.-Tiempos definidos en el proceso de reserva

En la Figura 3-2, se presenta un cronograma que contiene un flujo típico de mensajes en una operación de cálculo de rutas en el PCE. En los cuadros negros se destacan los indicadores temporales definidos en la Tabla 3-1.

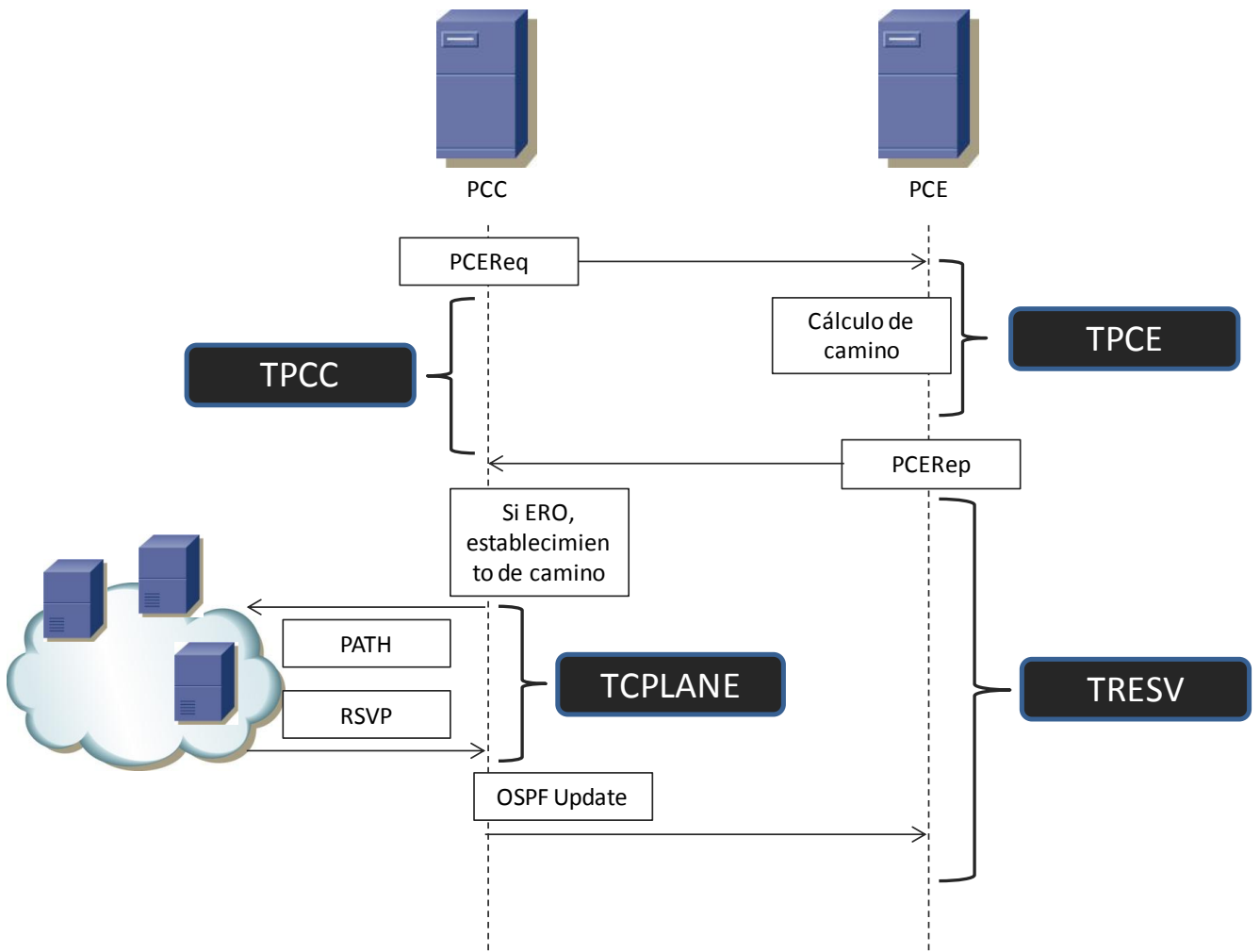


Figura 3-2.- Cronograma del proceso de reserva usando $T_{PRE-RESV}$

Usando la Figura 3-2, se puede observar la importancia del valor que tome $T_{PRE-RESV}$. Si su valor es tan bajo que no llegara a abarcar la operación de establecimiento del LSP, la incertidumbre en el sistema podría ocasionar que parte de los recursos propuestos por el PCE al PCC para conformar su camino, hayan sido también ofrecidos a otro PCC, ya que la TED del PCE no haya sido actualizada aún con la información del estado del nuevo camino.

Este hecho puede hacer que durante el establecimiento del camino, ambas solicitudes colisionen, y en el caso de las redes ópticas como ejemplo, la longitud de onda seleccionada para un tramo puede que ya haya sido utilizada por otra petición concurrente. A este fenómeno se le denominará como bloqueo por robo de lambda en este caso particular, y será la magnitud a partir de la cuál este proyecto evaluará el impacto de la incertidumbre.

A partir de la pre-reserva de los recursos durante un tiempo marcado por $T_{PRE-RESV}$, se pueden eliminar estos fenómenos de robo de recursos. De un primer vistazo a la Figura 3-2, se puede establecer una regla de diseño básica, que coloque el temporizador de pre-reserva por encima del tiempo de establecimiento del LSP, sin embargo es importante controlar un valor óptimo de $T_{PRE-RESV}$, ya que un sobredimensionamiento del mismo podría llevar a un mayor bloqueo de la red debido a que habría un

exceso de recursos reservados que no están siendo utilizados y que tampoco pueden ser puestos a disposición de nuevos cálculos.

En el capítulo 4, se presentará un escenario que implanta el sistema de pre-reserva de recursos en una red mono-dominio, con el objetivo de obtener valores de diseño del $T_{\text{PRE-RESV}}$, en función del resto de indicadores de la Tabla 3-1.

3.6. Conclusiones

La operación de cálculo de rutas es altamente sensible a la calidad de los datos almacenados en la TED sobre el estado puntual de la red. Desde el momento en el que esta información no es refrescada en tiempo real y que el establecimiento de caminos tampoco se realiza a tiempo real, aflora el problema inherente de la incertidumbre en el cálculo de rutas debido al desconocimiento en el momento de cálculo del estado de la red en el tiempo en el que la ruta será establecida.

La arquitectura PCE sufre este fenómeno explicado en este capítulo, y los esfuerzos son numerosos por parte de la comunidad científica para solventarlo. La posibilidad de una reserva previa de los recursos que se van a asignar a la ruta calculada permite cubrir ese periodo de incertidumbre inherente al cálculo, gracias al temporizador de pre-reserva de recursos que actúa además de una manera transparente en el protocolo PCEP.

Mientras este capítulo se limita a presentar tanto el problema como varias opciones para solventarlo, en el siguiente capítulo se realizará una evaluación del impacto real de este fenómeno sobre la arquitectura PCE. Para ello se realizarán varios experimentos con un modelo de incertidumbre basado en un retardo en el plano de control, y utilizando el temporizador de pre-reserva como herramienta para solucionar este problema. El objetivo es el de obtener una relación entre ambas magnitudes que se cumpla en los dominios de red con arquitectura PCE y sobre el que construir herramientas que hagan cumplir esa relación el dominio en cuestión.

4. Evaluación del impacto de la incertidumbre en el cálculo de rutas de redes ópticas

4.1. Introducción

El objetivo de este capítulo es el de cuantificar el efecto de la incertidumbre en el cálculo de rutas para las redes ópticas. Con este motivo se presenta un dominio experimental que implementará el protocolo PCE, y sobre el que se introducirá un elemento de incertidumbre configurable desde el exterior para poder someter al escenario a diferentes situaciones y poder así evaluar el impacto de la misma.

Tras presentar y validar el escenario se presentarán los resultados de una serie de experimentos realizados con el fin de cuantificar el efecto de la incertidumbre en el cálculo de rutas en función a un modelo de la misma basado en el retardo en el plano de control.

4.2. Descripción del escenario para los experimentos

Para el escenario de experimentación, se ha optado por una red conformada por once elementos de red, o clientes PCC y un elemento PCE para el cómputo de rutas ópticas. Esta red es el dominio más grande de la red multi-dominio China utilizada en [19]. La experimentación sobre este escenario se llevará a cabo sobre un modelo del dominio de la red troncal China habilitado en una sola estación de trabajo.

En la Figura 4-1, se muestra la topología de la red escogida, representando cada nodo de la misma y el coste en tramos de fibra de las conexiones entre los mismos. Cada tramo de fibra representado en el escenario equivale a un tramo de 80 Km. En este escenario, cada uno de los elementos de red actuará como cliente del PCE en cuanto a la solicitud de rutas sobre la red óptica, actuando todos ellos como PCC. Estas solicitudes seguirán un proceso de Poisson con tasa de llegadas exponencial para cada nodo PCC, mientras que el tiempo de servicio para cada solicitud se distribuye exponencialmente.

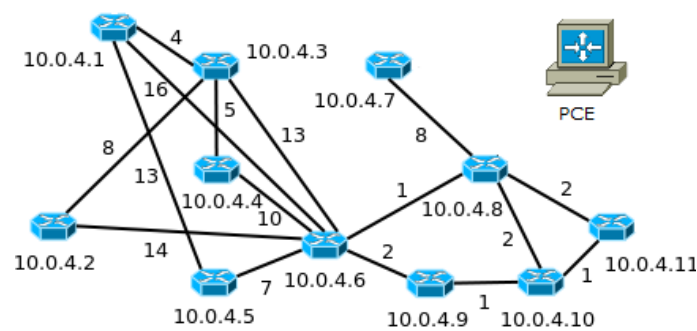


Figura 4-1.- Topología de red

4.2.1. Arquitectura específica del PCE

La implementación específica para este capítulo se ha desarrollado distinguiendo dos entidades lógicas diferenciadas y correspondientes a las labores de los PCC y del PCE del dominio. Por tanto, la arquitectura desarrollada en este PFC sigue el esquema de la Figura 4-2.

La comunicación entre las entidades lógicas se lleva a cabo mediante el protocolo PCEP definido en 2.5.2 y a través del cual se encapsula la solicitud de camino por parte del PCC al PCE. Una vez que el protocolo recibe la petición, realiza el cálculo del camino haciendo uso del bloque de algoritmos y de la información de la TED.

Cuando el cálculo se ha realizado, el PCE comunica al PCC el resultado del mismo, distinguiéndose dos grandes casos, si ha habido un bloqueo de tipo físico (bloqueo por longitud de onda no disponible o bloqueo por restricciones físicas) o si se ha calculado una ruta.

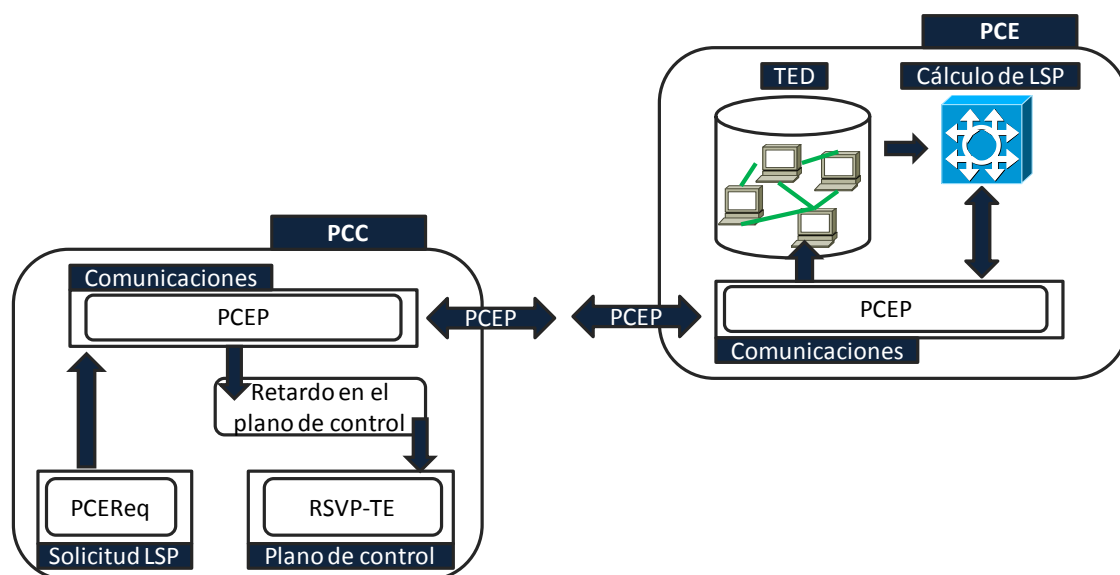


Figura 4-2.- Arquitectura PCE implementada

En caso de que el PCC experimente un bloqueo de tipo físico, simplemente computará este bloqueo con propósito de análisis posterior. Sin embargo en el caso de obtener una ruta, comienza a operar el plano de control de la red con su correspondiente retardo, el cual podrá concluir en un establecimiento satisfactorio de la ruta solicitada o en un bloqueo por robo de lambda. En este último caso el PCC también computará este valor para análisis posterior.

Sobre esta arquitectura se cimentan el escenario y los resultados obtenidos a lo largo de este capítulo. En el capítulo 5 sin embargo, se introducirán elementos de mejora sobre la arquitectura de la Figura 4-2, y se analizarán los resultados de estos cambios.

4.2.2. Estabilidad del escenario y obtención del retardo de la red

Con el objetivo de validar la implementación del PCE en la arquitectura presentada en 4.2.1, se van a definir ciertas magnitudes obtenidas a partir de un experimento y se va a proceder a demostrar la estabilidad de las mismas para el escenario propuesto.

La primera magnitud ó grupo de magnitudes que se obtendrá del experimento será el **bloqueo** de la red, entendido como cualquier propuesta de camino lanzada por el PCE debido a la solicitud previa de un nodo PCC y que al final no se ha podido hacer efectiva en un LSP. Se distinguirán, además del bloqueo por robo de longitud de onda introducido en el capítulo 3, dos tipos más de bloqueo, definidos en la Tabla 4-1.

Parámetros utilizados en escenario para determinar el retardo de la red	
Longitud de onda no disponible	No existen más longitudes de onda disponibles para uno de los tramos del camino solicitado
Restricciones físicas	El camino deseado no se puede establecer debido a restricciones físicas para la señal óptica
Robo de longitud de onda	Debido a la incertidumbre en la TED, la longitud de onda marcada para usar para un tramo ya ha sido usada por otro camino y no se puede establecer.

Tabla 4-1.- Tipos de bloqueo obtenidos en los escenarios de experimentación

La otra familia de valores obtenidos a partir de la experimento serán los **retardos** experimentados durante la operativa. En particular se definen en este PFC cuatro valores de retardos que serán medidos y evaluados en el mismo, presentados en la Tabla 3-1. Si bien los valores de T_{CPLANE} y $T_{\text{PRE-RESV}}$ son parámetros del experimento, los valores de $T_{\text{PROC-PCE}}$ y T_{PCC} se obtendrán a partir de medidas empíricas sobre la misma, por este motivo se pretende en esta validación observar una estabilidad en los mismos

Por último aclarar que para estos escenarios experimentales se desprecia el valor de retardo de red, entendido como el tiempo que tomaría a una petición alcanzar el PCE desde el PCC. En este experimento se obtendrá este valor de retardo para confirmar que en esta máquina de experimentación tiene un valor despreciable.

Los parámetros del experimento se pueden ver en la Tabla 4-2. Se ha optado por mantener a cero los parámetros T_{CPLANE} y $T_{\text{PRE-RESV}}$, para no influir en el cálculo del retardo de la red como resta de $T_{\text{PROC-PCE}}$ y T_{PCC} .

Parámetros utilizados en el escenario de validación	
$T_{\text{PRE-RESV}}$	0 ms
T_{CPLANE}	0 ms
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5000 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 4-2.- Parámetros del experimento de validación

Para observar la estabilidad en los valores obtenidos para el bloqueo de la red, se mostrará en la Tabla 4-3 el bloqueo total de la red medido durante el experimento definido anteriormente.

Estabilidad en bloqueo	Media	Desviación Estándar
Bloqueo empírico	0,1559 %	0,0320 %
Límite superior estimado	0,1561 %	0,0318 %
Límite inferior estimado	0,1556 %	0,0322 %

Tabla 4-3 .- Intervalos de confianza al 95% del bloqueo global en el escenario experimental

Para un PCC determinado de la red, el nodo número 7, se representan en la Figura 4-3 los valores medidos internamente para T_{PCC} y $T_{\text{PROC-PCE}}$, con el objetivo de comprobar la estabilidad de la arquitectura y del escenario. En la Tabla 4-4 se muestran los intervalos de confianza para T_{PCC} .

En este caso se aprecia claramente que tras el procesamiento de las primeras peticiones de camino, los tiempos de proceso se estabilizan en torno al mismo valor.

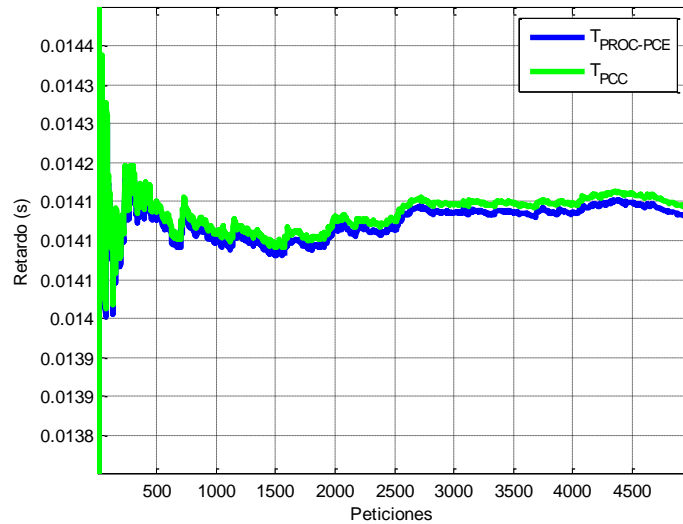


Figura 4-3.- Estabilidad temporal del escenario experimental

Estabilidad en tiempo	Media	Desviación Estándar
Retardo empírico	0,0141 s	0,0017 s
Límite superior estimado	0,0142 s	0,0018 s
Límite inferior estimado	0,0141 s	0,0017 s

Tabla 4-4.- Intervalos de confianza al 95% del T_{PCC} en el escenario experimental

Por último se obtendrá el retardo de la red, restando los valores de T_{PCC} y $T_{PROC-PCE}$, y se representará en la Figura 4-4. Como se puede observar el valor de retardo de red nunca es superior a los 2.5 milisegundos.

En los siguientes apartados, este valor será considerado despreciable frente a los temporizadores de diseño (T_{CPLANE} y $T_{PRE-RESV}$), que se implementarán con dos órdenes de magnitud mayores.

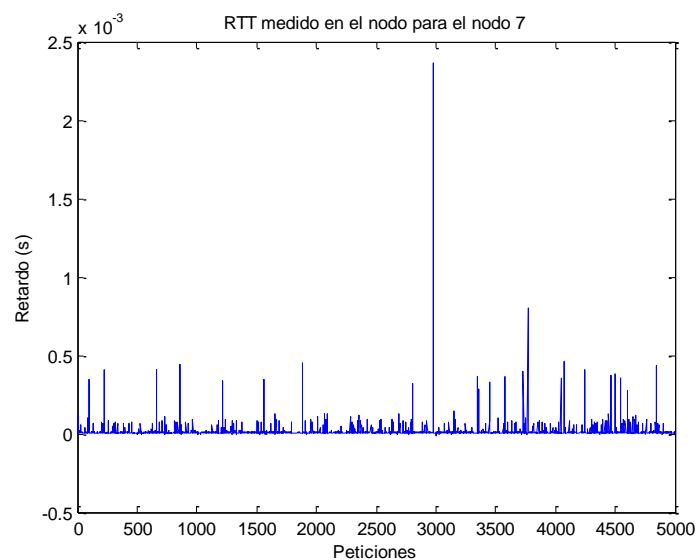


Figura 4-4.- Retardo de la red calculado empíricamente sobre los resultados del experimento

4.3. Impacto del plano de control en el bloqueo por robo de longitud de onda

En esta sección se muestra el impacto del retardo del plano de control simulando la incertidumbre en el cálculo de rutas. Tras validar el comportamiento estabilizado de la arquitectura PCE en el apartado 4.2.2, en este capítulo se introducirá al escenario de validación una fuente de incertidumbre modelada por el retardo en el plano de control T_{CPLANE} .

Con efecto de cuantificar este impacto se han lanzado dos experimentos sobre el escenario experimental:

- Un primer experimento con una carga introducida por nodo de 1 Erlang y sin retardo en el plano de control, con el fin de actuar como experimento de referencia.
- El segundo experimento se lanzará con la misma carga por nodo, pero esta vez con un retardo en el plano de control estabilizado en 100 ms.

Mediante una batería de experimentos en los que los clientes emiten peticiones a una carga fija, se particularizará cada uno de los mismos para un retardo en el plano de control distinto con el objetivo de observar el impacto de una mayor incertidumbre en el sistema como consecuencia del aumento del retardo en el plano de control. Las características de estos experimentos se muestran en la Tabla 4-5.

Parámetros utilizados en la batería de experimentos de evaluación	
$T_{\text{PRE-RESV}}$	500 ms
T_{CPLANE}	Variable: [100 250 500 750 1000] ms
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5000 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 4-5.- Parámetros utilizados en la batería de experimentos de evaluación

En la Figura 4-5, se puede observar claramente el impacto de la incertidumbre en el cálculo de rutas PCE. Con un pequeño incremento en el retardo T_{CPLANE} de 100 ms, el bloqueo por robo de longitud de onda que se da a la hora de establecer el camino, pasa de tener un valor despreciable en el experimento de referencia, a incrementarse hasta un 8% en el caso con mayor incertidumbre.

Los sucesivos experimentos llevados a cabo bajo valores mayores de T_{CPLANE} corroboran que en efecto existe una relación proporcional en cuanto al T_{CPLANE} y el bloqueo por robo de longitud de onda. Este bloqueo por robo de longitud de onda sin duda es la consecuencia que tiene una alta incertidumbre en la información almacenada en la TED cuando se intentan calcular caminos utilizando un PCE.

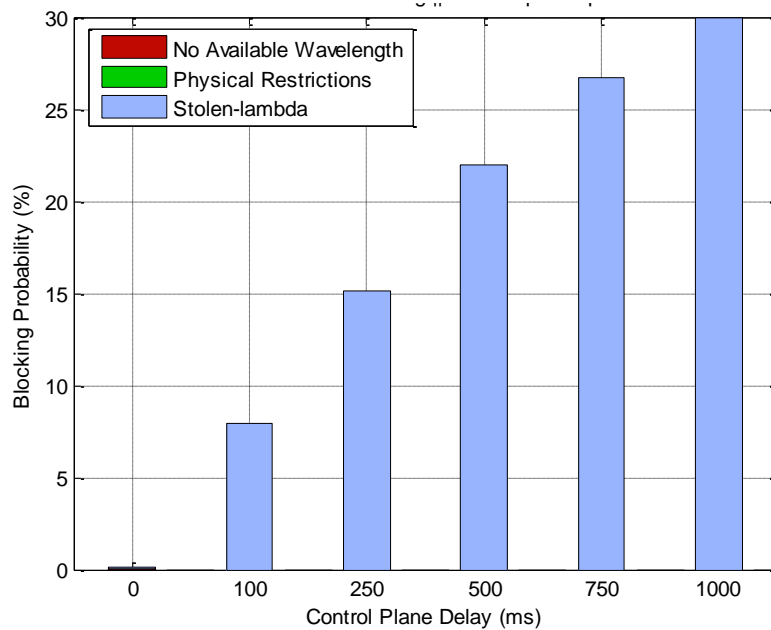


Figura 4-5.- Variación del bloqueo por robo de longitud de onda según el retardo en el plano de control

Como se puede observar en la Figura 4-5, un mínimo incremento en el retardo del plano de control equivale a un bloqueo por robo de longitud de onda muy elevado, con lo que se puede concluir que el protocolo PCE es altamente sensible a pequeños retardos en el plano de control, que hacen que la incertidumbre sea lo suficientemente importante como para inducir altos niveles de bloqueo.

Con el fin de intentar proteger al sistema frente a esta incertidumbre, se utilizará como herramienta el temporizador de pre-reserva $T_{\text{PRE-RESV}}$ [25], siguiendo los criterios definidos en el capítulo 3.

4.4. Relación entre el temporizador de pre-reserva y el retardo del plano de control

La incertidumbre modelada en este PFC como retardo en el plano de control causa un bloqueo no despreciable debido a un cálculo de caminos sobre una información desfasada que lleva al PCE a otorgar recursos que pueden ser utilizados por otros clientes de manera concurrente sin que estos usos sean reflejados en la TED.

Implementando un tiempo de pre-reserva de recursos para cada petición de LSP que tramita el PCE, se pretende reducir y eliminar este tipo de contiendas. Para ello en este apartado se procederá a establecer una relación entre el retardo T_{CPLANE} , como la principal causa de la incertidumbre en este PFC, y la solución para evitar el bloqueo generado, el temporizador $T_{\text{PRE-RESV}}$.

4.4.1. Definición de tiempos y estudio temporal

En una primera aproximación al problema, se pretende observar cómo al añadir el $T_{\text{PRE-RESV}}$ al sistema, se puede anular el bloqueo de robo de longitud de onda.

Atendiendo a los tiempos T_{PCC} , $T_{\text{PROC-PCE}}$, y el T_{CPLANE} definidos en la Tabla 3-1, se definen para este análisis temporal dos nuevos tiempos:

- **Tiempo de establecimiento objetivo, T_{TARGET} .** Engloba al tiempo necesario para completar una petición por parte de los elementos de red y al tiempo de retardo del plano de control. Se le denomina con el apellido de objetivo porque es un tiempo dado en el sentido de que no es un parámetro variable de la red que no puede ser controlado sino una medida empírica del estado actual de la red.

$$T_{TARGET} = T_{PCC} + T_{CPLANE}$$

Ecuación 1.- Definición de tiempo de establecimiento objetivo

- **Tiempo diseño, T_{DESIGN} .** Engloba al tiempo de proceso del PCE y al temporizador de pre-reserva en la TED por parte de este PCE en cada proceso. Se le denomina de diseño porque es un tiempo variable en el sentido de que es un parámetro que se puede modificar según un patrón determinado mediante la modificación del $T_{PRE-RESV}$

$$T_{DESIGN} = T_{PROC-PCE} + T_{PRE-RESV}$$

Ecuación 2.- Definición de tiempo de diseño

Una vez definidos estas nuevas variables temporales, se lanzarán tres experimentos englobando los escenarios posibles que se pueden dar en el sistema respecto a los mismos, y se representarán como resultado final T_{TARGET} y T_{DESIGN} .

Los parámetros del experimento se pueden encontrar en la Tabla 4-6.

Parámetros utilizados en escenario de análisis temporal	
$T_{PRE-RESV}$	500 ms
T_{CPLANE}	Variable
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5000 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 4-6.- Parámetros del experimento para el escenario de análisis temporal

En el escenario representado por la Figura 4-6, se puede observar como el valor acumulado de T_{DESIGN} toma valores superiores a los de T_{TARGET} para un valor de T_{CPLANE} de 250 ms, con lo que en este caso el sistema estaría protegido frente a la incertidumbre en el cálculo de rutas, esperando un bloqueo por robo de longitud de onda nulo. La explicación de esta teoría se cimienta en que la reserva de los recursos en este caso, siempre va a tener un valor superior al tiempo que necesita el sistema en actualizar la información del estado de la red en la TED más la suma de todo el tiempo de proceso por parte del PCC antes de establecer el camino usando los recursos que le ha proporcionado el PCE. Por esto se concluye que en estos casos el temporizador de pre-reserva ha cubierto estas dos fuentes de incertidumbre de la red, y por tanto se habrá eliminado el bloqueo por robo de lambda.

En el apartado 4.4.2 se procederá con el análisis cuantitativo del bloqueo y del efecto que tiene el uso de un temporizador $T_{PRE-RESV}$ el mismo.

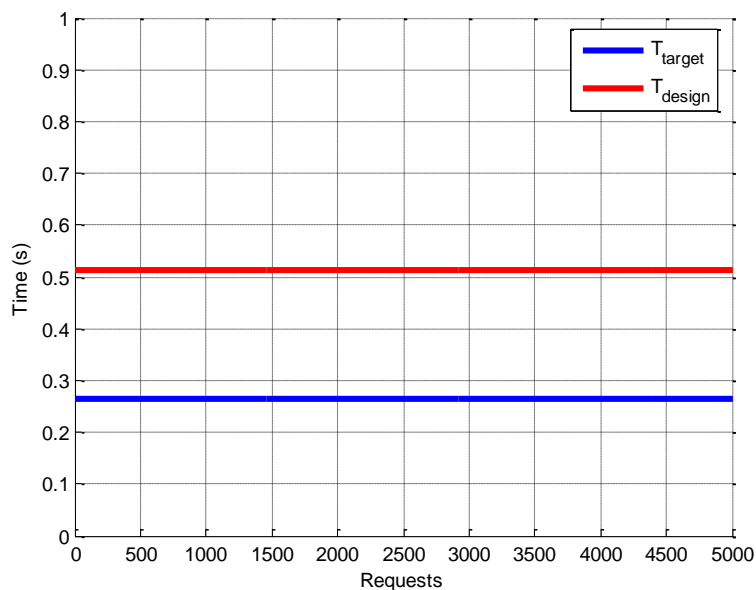


Figura 4-6.- Comparativa de T_{DESIGN} y T_{TARGET} para un T_{CPLANE} de 250 ms

En contra al resultado observado en la Figura 4-6, se puede observar el caso en el que el retardo de control se sitúa en valores altos con respecto al temporizador de pre-reserva, con lo que la componente T_{DESIGN} se situará por debajo de T_{TARGET} , traduciéndose este hecho en la presencia de bloqueo por robo de longitud de onda.

Este último caso se puede observar en el segunda experimento realizado y representado en la Figura 4-7. Este caso representa el peor escenario posible en el que el valor utilizado como tiempo de pre-reserva de recursos en la TED, nunca será suficiente para cubrir el tiempo que tiene que invertir cada nodo en llevar a cabo una solicitud y procesamiento de la respuesta PCE más el retardo que se encuentra en el plano de control.

En estos casos, siempre se producirá robo de longitud de onda ya que el temporizador de pre-reserva no elimina la incertidumbre suficiente en el sistema como para que el cálculo de caminos sea fiable.

Tras reproducir estos dos casos, se realiza un tercer experimento para los mismos valores en $T_{PRE-RESV}$ y T_{CPLANE} . Este será un escenario donde no quedará muy claro cuál será el comportamiento del bloqueo a priori, ya que dependerá de los factores de proceso en las entidades de la arquitectura.

En este caso podremos ver unos valores muy parejos en la Figura 4-8, pero en este escenario en particular, predomina el tiempo objetivo T_{TARGET} . Si se observa con detalle la Figura 4-3, se puede ver que para estos experimentos, el valor de T_{PCC} siempre se encuentra ligeramente por encima del valor medido para el $T_{PROC-PCE}$.

Por lo tanto se puede concluir que en caso de valores similares de $T_{PRE-RESV}$ y T_{CPLANE} se espera que haya un pequeño grado de bloqueo debido a este fenómeno observado en la Figura 4-3. Si bien para otros escenarios donde la situación sea la contraria, se podría garantizar que un valor similar de $T_{PRE-RESV}$ y T_{CPLANE} sería suficiente para cubrir el impacto de la incertidumbre sobre ese dominio de red en particular.

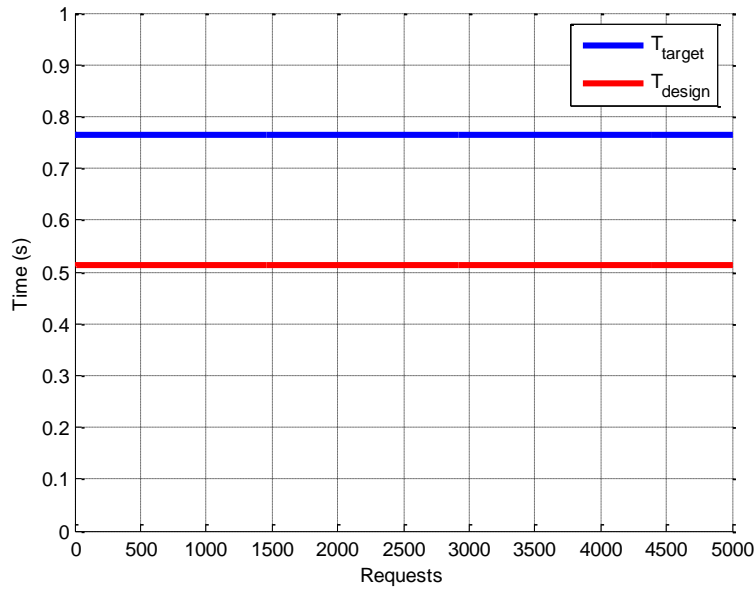


Figura 4-7.- Comparativa de T_{DESIGN} y T_{TARGET} para un T_{CPLANE} de 750 ms

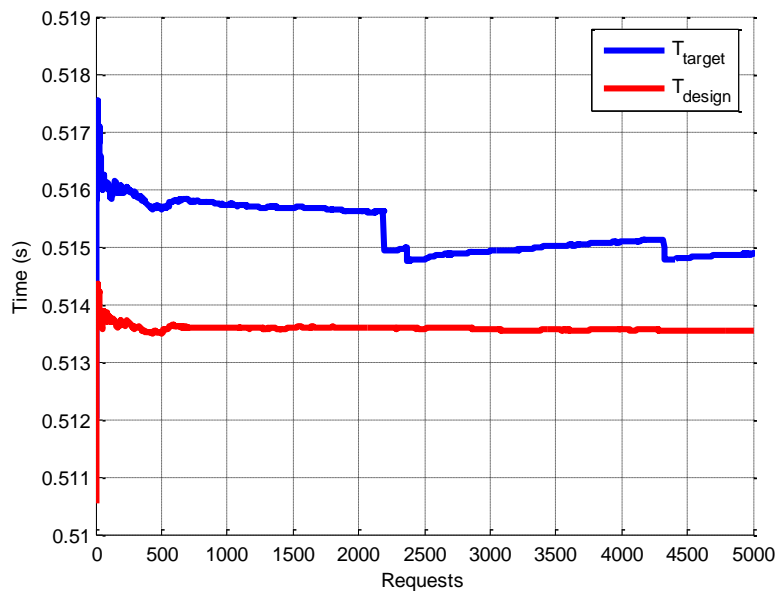


Figura 4-8.- Comparativa de T_{DESIGN} y T_{TARGET} para un T_{CPLANE} de 500 ms

4.4.2. Estudio del bloqueo por robo de longitud de onda

Tras analizar los valores temporales en los tres casos posibles para la relación $T_{PRE-RESV}$ y T_{CPLANE} , haría falta obtener valores sobre el bloqueo por robo de longitud de onda en estos casos de forma que se pueda cuantificar el efecto del temporizador de pre-reserva sobre el mismo empíricamente.

Para ello se montará sobre el escenario experimental una experimento que realizará un barrido por diferentes valores de T_{CPLANE} con los parámetros indicados en la Tabla 4-7.

Parámetros utilizados en escenario de análisis del bloqueo por robo de longitud de onda	
$T_{\text{PRE-RESV}}$	1000 ms
T_{CPLANE}	Variable
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5000 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 4-7.- Parámetros de experimento en el análisis del bloqueo

En la Figura 4-9, se puede observar la protección del temporizador de pre-reserva $T_{\text{PRE-RESV}}$ para valores menores o iguales que el de T_{CPLANE} . En ella se puede ver un extracto de los tres casos diferenciados que se presentaban en el análisis temporal del apartado 4.4.1.

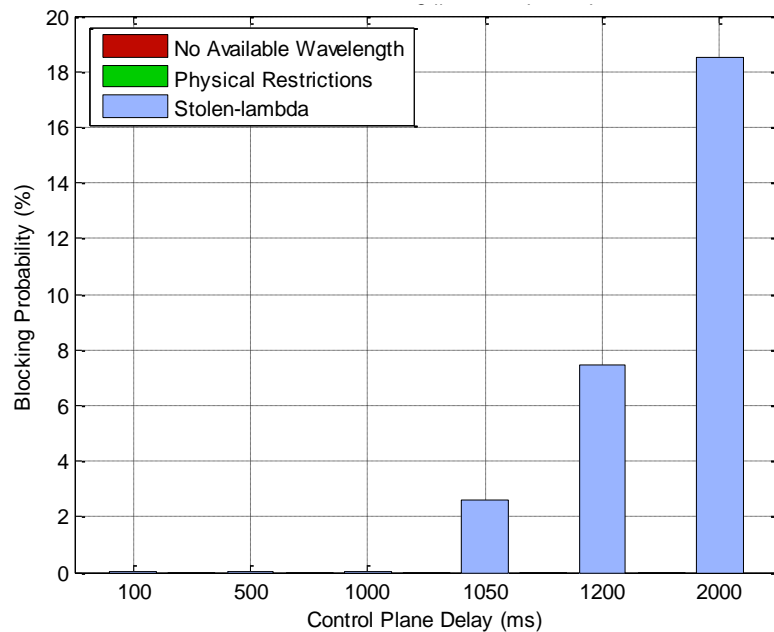


Figura 4-9.- Comparativa de bloqueos por robo de longitud de onda para $T_{\text{PRE-RESV}}$ de 1000 ms y distintos valores de T_{CPLANE}

Atendiendo en especial a la comparativa de la Figura 4-10 sí que se aprecia un ligero aumento del robo de lambda en los casos donde el valor de T_{CPLANE} es igual o ligeramente inferior a $T_{\text{PRE-RESV}}$ debido a los motivos explicados en 4.4.1.

Este salto de un orden de magnitud se puede observar en la Figura 4-10, y es despreciable frente a los otros órdenes de bloqueo cuando T_{TARGET} es estrictamente mayor que T_{DESIGN} , ya que para estos experimentos en particular, las condiciones de la red del experimento hacen que los valores de T_{PCC} y $T_{\text{PROC-PCE}}$ sean muy pequeños.

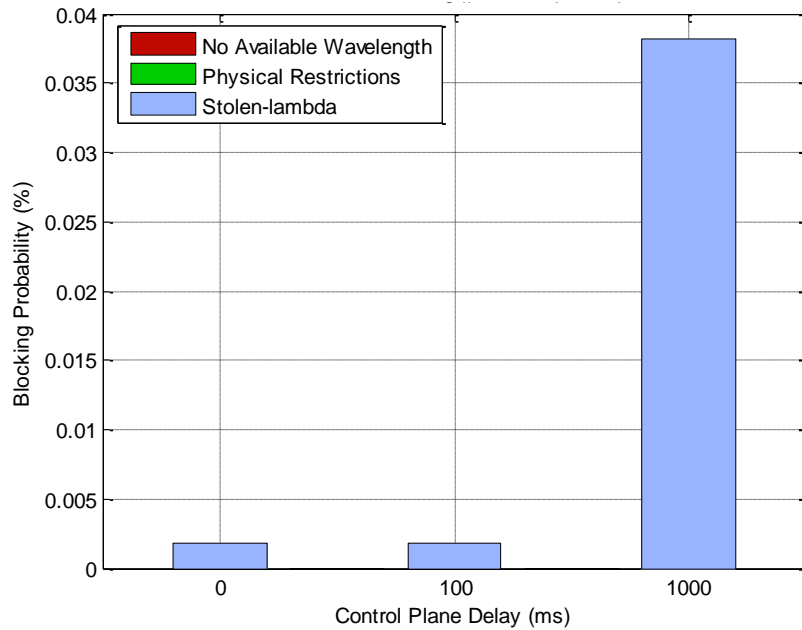


Figura 4-10.- Comparativa de bloqueos por robo de longitud de onda para $T_{PRE-RESV}$ de 1000 ms y distintos valores de T_{CPLANE} menores o iguales que $T_{PRE-RESV}$

Es por esto que el valor de diseño que se pretende obtener ha de tener en cuenta esta condición en el límite donde ambos tiempos involucrados se cruzan, además de la magnitud del retardo de la red con respecto a los mismos.

En la Tabla 4-8, se presentan los resultados del bloqueo por robo de lambda para una batería más extensa de experimentos combinando los cinco diferentes valores de T_{CPLANE} con 3 valores distintos de $T_{PRE-RESV}$ para una carga fija de 1 Erlang por nodo. Se pretende con ello demostrar y afianzar los fenómenos observados en el experimento anterior. De nuevo se observan tres grados de valores que corresponden con los tres tipos de situaciones que se han ido definiendo a lo largo del capítulo.

Analizando la fila correspondiente a un retardo T_{CPLANE} correspondiente a 500 ms, se puede ver como en la primera columna los nodos del dominio han experimentado un bloqueo por robo de longitud de onda considerable en torno al 21%. En la siguiente columna para un T_{CPLANE} de 500 ms se puede ver el caso donde los valores de T_{TARGET} y de T_{DESIGN} son similares, pero como el primero predomina ligeramente, se produce un pequeño grado de bloqueo en torno al 0.06%.

Por último se puede ver que en la última columna, el valor de 1000 ms en el $T_{PRE-RESV}$ garantiza en ese caso particular una eliminación total del bloqueo por robo de longitud de onda.

CPLANE \ TRESV	0 ms	500 ms	1000 ms
0	0.0670	0	0
100	7.9164	0	0
250	15.0909	0.0018	0
500	21.9309	0.0600	0.0036
750	26.7327	15.0509	0.0018
1000	29.9327	12.0636	0.0382

Tabla 4-8.- Bloqueo por robo de lambda (%) para diferentes combinaciones de T_{CPLANE} y $T_{PRE-RESV}$

4.4.3. Valor de diseño para eludir el efecto de la incertidumbre sobre el dominio de red

Enfrentando los dos análisis presentes en este capítulo, uno desde el ámbito temporal donde se pretendía relacionar las magnitudes que causan incertidumbre con las que la pueden aplacar (4.4.1), y el otro en el ámbito del efecto generado por la incertidumbre y el grado de solución de las medidas contra la misma (4.4.2), el siguiente paso será el de obtener una regla de diseño para lidiar con la incertidumbre en el cálculo de rutas para un dominio de red

Para los escenarios involucrados en este proyecto se puede garantizar que el bloqueo por robo de longitud de onda se reduce a niveles despreciables para la siguiente relación:

$$\frac{T_{PRE-RESV}}{T_{CPLANE}} > 1 \rightarrow \text{Bloqueo}_{ROBO-\lambda} < 0.01 \%$$

Ecuación 3.- Valores de diseño para paliar la incertidumbre en dominios similares al del estudio

Este valor de diseño ha sido elegido en función de los valores obtenidos para este dominio en concreto, con sus particularidades definidas en la sección 4.2.2.

Una de las principales características de este dominio es el valor despreciable del retardo de la red o T_{COMM} , que se define como el tiempo empleado en la transmisión de mensajes correspondientes al protocolo PCEP entre las entidades de la arquitectura PCE, medido empíricamente en la Figura 4-4.

Con el fin de generalizar los valores de diseño habría que incluir este T_{COMM} como parte del análisis, ya que un valor no despreciable del mismo, aumentaría la magnitud de T_{PCC} frente a $T_{PROC-PCE}$, no como en el escenario actual donde estos dos tiempos son muy similares.

Asumiendo altas capacidades de proceso en el PCE, se pueden extender los valores de diseño para paliar la incertidumbre a un caso más general, donde la nueva relación sería la siguiente:

$$\frac{T_{PRE-RESV}}{T_{CPLANE} + T_{COMM}} > 1 \rightarrow \text{Protección dura}$$

Ecuación 4.- Valores de diseño para paliar la incertidumbre en un dominio de red genérico

Con estos valores, se amplía el campo de aplicación de los mismos, a dominios con características más realistas. Protección dura se refiere a un bloqueo por robo de longitud de onda por debajo de 0.01%

Por último hay que puntualizar que tampoco sería apropiado utilizar un valor de temporizador de pre-reserva muy elevado, ya que si bien se estaría paliando el efecto de la incertidumbre en el cálculo de rutas casi en su totalidad, se estaría haciendo un uso ineficiente de los recursos de la red. El motivo es que un alto valor para el temporizador de pre-reserva, haría que se dejaran de usar conexiones al no ser necesarias, pero que aún así seguirían estando reservadas.

Con esto se puede concluir que si bien estos valores de diseño son límites inferiores, el valor de diseño elegido no ha de sobrepasar en exceso este valor si no se quiere afectar al bloqueo global de la red.

4.5. Validación de la elección del parámetro de diseño en entornos de alta carga

Además de las peticiones por nodo PCC, un parámetro importante de los experimentos que se han llevado a cabo es la carga ofrecida por cada nodo a la red. El análisis temporal y de bloqueos llevado a cabo en el apartado 4.4, siempre se ha realizado sobre una carga constante por nodo de 1 Erlang. El objetivo de este apartado es el de validar las relaciones de diseño presentadas como resultado a estos análisis en 4.4.3 para dominios con diferentes cargas de red.

Para estudiar el efecto del aumento de la carga sobre el valor de diseño anterior, se proponen varios experimentos para tres valores diferentes de carga. En este caso se tomará un valor fijo de $T_{PRE-RESV}$ de 500 ms, y se simularán cuatro diferentes valores de T_{CPLANE} para cada carga. Los parámetros de los escenarios de experimentación se resumen en la Tabla 4-9.

Parámetros usados en los escenarios de alta carga	
$T_{PRE-RESV}$	500 ms
T_{CPLANE}	0, 250, 500 y 750 ms
Carga ofrecida por nodo	1, 1.25 y 1.5 Erlangs
Peticiones por PCC	5000 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 4-9.- Parámetros del experimento para entornos de alta carga

Los resultados de la batería de experimentos se muestran en la Figura 4-11, dónde se aprecia como el aumento de la carga introducida en la red para cada nodo tiene un efecto directo en los bloqueos por indisponibilidad de longitud de onda y en los bloqueos causados por restricciones físicas de la señal óptica, incrementando claramente sus magnitud.

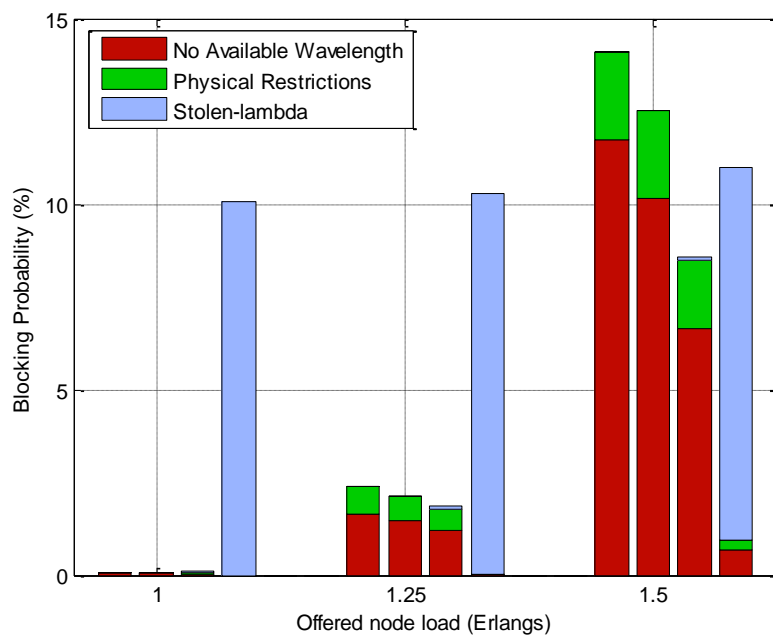


Figura 4-11.- Validación del valor de diseño en entornos de alta carga

Los bloqueos por indisponibilidad de longitud de onda y los causados por restricciones físicas de la señal, son inherentes a la carga de la red y su topología y dimensionamiento físicos, por lo que no se producen por la incertidumbre en el cálculo de rutas por medio del PCE.

Sin embargo, el bloqueo por robo de lambda sí que es producido por la incertidumbre en el cálculo de rutas, y gracias a estos resultados se puede demostrar que se mantiene en los mismos niveles de magnitud para los tres experimentos.

Como se puede apreciar en la figura superior, en entornos de alta carga, se mantiene la protección que otorga el temporizador de pre-reserva frente al bloqueo por robo de lambda, siendo estos bloqueos similares para los tres casos estudiados. En la Tabla 4-10, se muestra el valor del bloqueo por robo de lambda en los tres casos de carga para cada valor de T_{CPLANE} .

CPLANE\CARGA	1 Erlang/Nodo	1.25 Erlangs/Nodo	1.5 Erlangs/Nodo
0	0	0	0
250	0.0018	0.0018	0.018
500	0.0600	0.0655	0.0509
750	10.0509	10.2927	10.0636

Tabla 4-10.-Variación del bloqueo por robo de lambda para diferentes valores de carga y de T_{CPLANE}

Estos resultados avalan la validez de los valores de diseño propuestos en 4.4.3 para entornos de alta carga, ya que se puede ver un comportamiento similar en todos los casos.

4.6. Conclusiones

Utilizando un dominio de experimentación que implementa la arquitectura PCE en conjunto con un modelo de incertidumbre basado en el retardo en el plano de control, se ha podido ver el efecto del mismo en el fenómeno definido como “robo de longitud de onda”. Sin embargo se han obtenido resultados que demuestran que este efecto directo de la incertidumbre en el cálculo de rutas puede ser solventado gracias a la implementación de un temporizador de pre-reserva de recursos en cada petición de ruta desde el PCC hacia el PCE. Además se ha demostrado que distintos niveles de carga sobre el dominio no influyen en el efecto de la incertidumbre sobre el mismo.

Se ha obtenido una relación entre el valor del temporizador de pre-reserva, $T_{\text{PRE-RESV}}$ y el retardo en el plano de control, T_{CPLANE} para solventar el fenómeno de robo de longitud de onda en el dominio de experimentación. Además se ha generalizado esta relación para dominios más generales introduciendo un factor de retardo en las comunicaciones entre PCC y PCE.

En el siguiente capítulo se utilizará esta relación como un límite que ha de ser mantenido por un dominio de red si quiere evitar los efectos de la incertidumbre. Para ello se presentará la idea y la implementación de una herramienta que hará que se mantenga esta relación en un escenario de experimentación.

5. Algoritmo adaptativo del tiempo de pre-reserva

5.1. Introducción

En este capítulo se presenta un algoritmo adaptativo del tiempo de pre-reserva de recursos con el que se pretende hacer cumplir la relación obtenida en la Ecuación 3 para un dominio de la red. Tras la motivación que reside detrás del diseño del algoritmo se presentan dos posibles arquitecturas adaptativas para lidiar con la incertidumbre en el cálculo de rutas, y se elige una de ellas sobre la que se desarrollará el algoritmo, explicado en detalle a continuación.

En los siguientes apartados se define un escenario de experimentación sobre el que se prueba el algoritmo. Se presentan los resultados de escenarios de experimentación con valores estáticos, y por último se presentan varios resultados de experimentos dinámicos con el objetivo de demostrar la potencia del algoritmo.

5.2. Motivación en el diseño del algoritmo

El papel del temporizador de pre-reserva es clave a la hora de solventar los problemas de incertidumbre, por lo que esta nueva entidad tendrá el objetivo de regular su valor para garantizar un nivel de incertidumbre acotado en el sistema.

Sin embargo es de gran importancia que el temporizador de pre-reserva sea de un valor adecuado. En el capítulo 4 se definió un valor de diseño para el mismo que solventaba la incertidumbre en la red, y este valor se situaba ligeramente por encima del retardo de plano de control. Lo que no se ha mencionado es que un valor desmesurado del temporizador de pre-reserva puede hacer que el camino solicitado quede reservado en la TED durante demasiado tiempo, incluso mantenerse en ese estado una vez los recursos utilizados para esa conexión han sido liberados. Esto llevaría a un mayor bloqueo en la red debido a la falta de longitudes de onda disponibles, que estarían siendo retenidas en reservas vigentes de caminos que ya han realizado su labor.

Las soluciones existentes sobre las que se basa este proyecto, no proponen ningún método de adaptación del valor del temporizador de pre-reserva a los retardos en el plano de control, con lo que este algoritmo se presenta como el siguiente paso lógico en la evolución de la herramienta de pre-reserva.

Los retardos presentes en la red y que provocan la incertidumbre en el sistema tienen en el plano de control su principal contribuyente. Por desgracia no es posible obtener o predecir el valor de estas latencias de red, lo que obliga a que la nueva entidad sea responsiva frente a variaciones arbitrarias de las latencias de la red en general y en el caso particular de este proyecto, frente al retardo del plano de control.

En conclusión, es necesario implementar una entidad capaz de atender dinámicamente al retardo del plano de control o en su efecto sobre la incertidumbre en forma del bloqueo de robo de λ , para reducir este mismo adaptando el temporizador de pre-reserva.

5.3. Modelos de arquitectura adaptativa frente a la incertidumbre

En este apartado se proponen dos arquitecturas ó estrategias adaptativas frente a la incertidumbre, modelada en este PFC por el retardo en el plano de control.

5.3.1. Medición activa de parámetros de la red

Este modelo utilizará nuevas entidades físicas o lógicas dedicadas a una medición activa de los parámetros de red como el retardo del plano de control durante la operación de la red. Gracias a las entidades de medida, se dispondrá en la nueva arquitectura de una fuente de estadísticas de red independiente y accesible para todos los nodos.

El problema de esta estrategia radica en que requerirá extensiones en el protocolo PCE para que la información sea distribuida por la red y los elementos de red sean capaces de adaptar su temporizador de

pre-reserva a las mediciones empíricas. Además es posible que sea necesario equipamiento dedicado a esta función (como sondas de red) si se quiere contar con una fuente de datos fiable, lo que aumenta la complejidad de la arquitectura y tiene un peaje sobre cualidades como la escalabilidad de la red. Por este motivo este modelo no será implementado en este PFC.

5.3.2. Reutilización de los datos presentes en la arquitectura PCE

En este modelo se propondrá reutilizar los datos de los que disponga cada elemento de la red para intentar estimar la incertidumbre presente en la red para cada momento. Se implementará una algoritmia en cada nodo encargada de añadir valor a las mediciones propias de la arquitectura PCE, de tal manera que sea posible adaptar los temporizadores de reserva de los clientes de la red a la incertidumbre estimada por el algoritmo.

En la arquitectura implementada este proyecto, se cuenta con la información sobre el establecimiento ó el bloqueo de los caminos propuestos por el PCE a los PCC.

- Establecimiento de camino
- Bloqueo por restricciones físicas
- Bloqueo por longitud de onda no disponible
- Bloqueo por robo de longitud de onda

Como se presentó en el capítulo 4, el bloqueo por robo de longitud de onda está estrechamente ligado a la incertidumbre de la red, manifestada en este proyecto por el retardo en el plano de control (ver Figura 4-5)

En base a esta información, la algoritmia obtendrá un temporizador de reserva capaz de eliminar el bloqueo de plano de control causado por la incertidumbre que la red está experimentando ese momento.

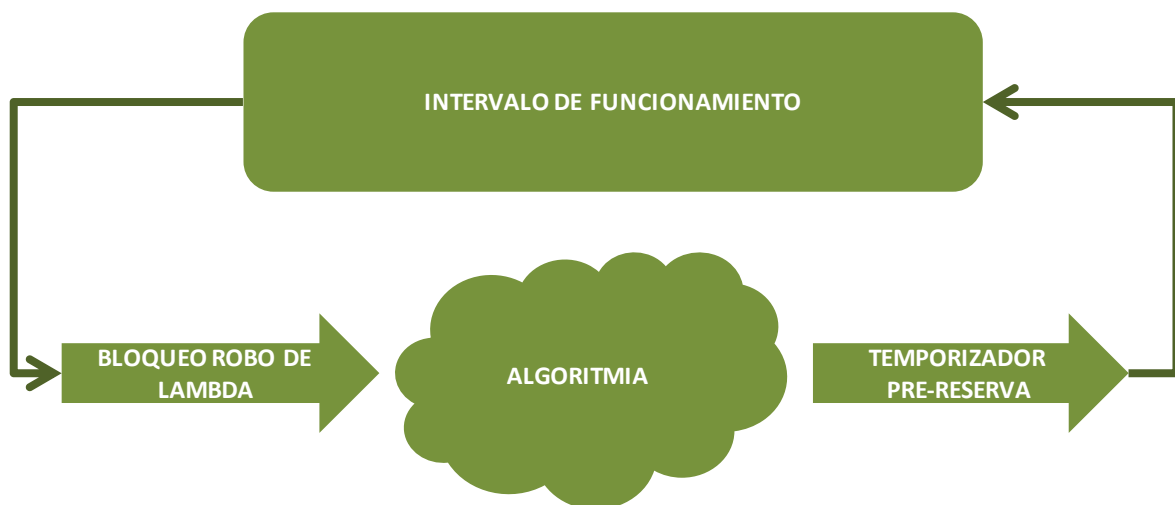


Figura 5-1.- Esquema de la arquitectura adaptativa a la incertidumbre

En la Figura 5-1, se muestra un esquema a alto nivel del funcionamiento de la arquitectura adaptativa.

En base a un temporizador de pre-reserva inicial, cada nodo procederá a operar durante un intervalo determinado, durante el que obtendrá las mediciones de establecimiento/bloqueo ya presentes en la arquitectura PCE original.

Cuando concluya este intervalo, la algoritmia se encargará de procesar la información de bloqueo en robo de lambda, para actualizar el temporizador de pre-reserva bajo el cual se regirán todas las peticiones del siguiente intervalo de tiempo.

Esta arquitectura será la implementada en este PFC, y se presenta en los siguientes apartados.

5.4. Algoritmo adaptativo

En este apartado se definirá el algoritmo adaptativo utilizado para adaptar el temporizador de pre-reserva a la incertidumbre de la red y la arquitectura final correspondiente a la heredada del capítulo 4 más las modificaciones añadidas por el algoritmo.

Como se mostraba en la Figura 5-1, se trata de un algoritmo realimentado en el que se utilizan las medidas de bloqueo por robo de lambda para intentar aproximar la incertidumbre de la red. Volviendo a los resultados obtenidos en el capítulo 4, hay que recalcar las conclusiones obtenidas por la Ecuación 3, en las que se definían los valores de diseño para paliar la incertidumbre en el dominio de experimentación

A partir de esta ecuación, se puede ver que para un temporizador de pre-reserva mayor o igual que el retardo del plano de control (como magnitud que modela la incertidumbre), el bloqueo por robo de lambda se reduce, y con ello el efecto de la incertidumbre en el cálculo de rutas.

Con lo cual el objetivo de este algoritmo es el de reducir el bloqueo, y para ello su primera meta será adecuar el temporizador de pre-reserva al valor del retardo de plano de control. Al carecer de este último se utilizarán los bloqueos por robo de lambda como input del algoritmo.

5.4.1. Modificaciones en la arquitectura

El algoritmo adaptativo constará de dos entidades distribuidas entre PCC y PCE.

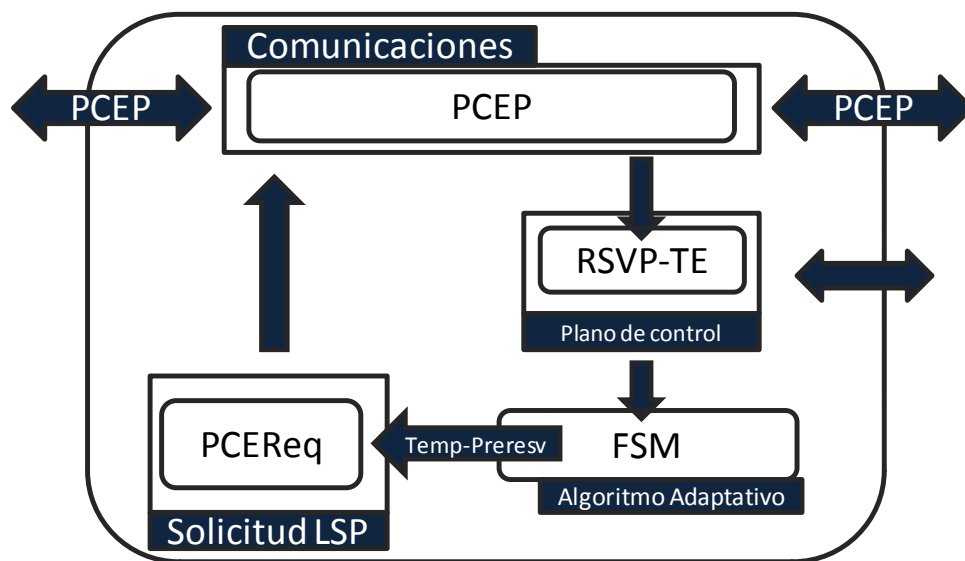


Figura 5-2.- Arquitectura PCC adaptativo

En el lado del cliente o PCC, se implementará la parte del algoritmo que atiende específicamente a los bloqueos por robo de longitud de onda que se han producido en la red.

Periódicamente, cuando se cumpla un intervalo de operación parametrizable, se analizará el valor del bloqueo de robo de lambda y se procederá a avanzar a lo largo de una máquina de estados finita, que determinará la variación del actual temporizador de pre-reserva según los valores observados.

En la Tabla 5-1, se pueden observar los distintos estados del algoritmo y las acciones asociadas a cada uno de ellos.

Estado	Estadísticas	Variación $T_{PRE-RESV}$	Acciones extra
START	-	Aumento 50 ms	-
BLOCK AVOIDANCE	Si no hay robo de longitud de onda	Mismo valor	-
	Si hay robo de longitud de onda	Aumento 50 ms	-
STABILISATION	Si no hay robo de longitud de onda	Mismo valor	Salva $T_{PRE-RESV}$ estable Reinicia estadísticas
	Si hay robo de longitud de onda	Aumento de 50 ms	Si se alcanza estabilización previa la estadística de bloqueo ha de superar el 1%
FINETUNE	-	Reducción a la mitad	Almacenamiento del valor anterior a FINETUNE
FINETUNE TEST	Si hay robo de longitud de onda	Valor anterior a FINETUNE Aumento de 50 ms	Espera 3 ciclos hasta tomar el siguiente cambio de estado
	Si no hay robo de longitud de onda	Mismo valor	Espera 3 ciclos hasta tomar el siguiente cambio de estado

Tabla 5-1.- Estados del algoritmo adaptativo en el PCC

Todos los nodos PCC comenzarán con un temporizador de pre-reserva nulo, con el objetivo de evaluar desde el principio el grado de incertidumbre presente en la red. En este proyecto se asumirá que el retardo del plano de control siempre será mayor que 0 con lo que en el estado **START** siempre se producirá un incremento del $T_{PRE-RESV}$ en 50 ms. Se ha elegido el valor de incremento constante como 50 ms tras una serie de experimentos para la optimización del algoritmo, si bien es un parámetro configurable.

En el caso seguir experimentando robos por longitud de onda, el nodo involucrado se situará en el estado **BLOCK AVOIDANCE**. Durante el mismo, se irá incrementando el valor de $T_{PRE-RESV}$ en 50 ms hasta encontrar un nivel donde no exista bloqueo por robo de longitud de onda, lo que el nodo interpretará como un cumplimiento de las ecuaciones definidas en 4.4.3. De este modo el nodo habrá conseguido aproximar el $T_{PRE-RESV}$ al valor del retardo en el plano de control sin haberlo medido directamente.

Cuando se alcance un bloqueo nulo, el nodo entrará en el estado de **STABILISATION**, que es el encargado de hacer efectivo el nivel de $T_{PRE-RESV}$ durante varios intervalos de ejecución y corroborar que se alcanzó el equilibrio. Para ello se reinician las estadísticas globales de bloqueo a cero, y se sitúa el límite tolerable de bloqueo en un 1%. Si el nodo vuelve a experimentar un bloqueo por robo de longitud de onda superior a ese valor tolerable, volverá al estado de **BLOCK AVOIDANCE**.

Ya desde el inicio de la ejecución se iniciará una cuenta atrás temporal con el objetivo de llevar al sistema al estado de **FINETUNE**. En este estado, se salvará en primer lugar el valor del temporizador de pre-reserva del estado anterior a la expiración de la cuenta atrás, y tras ello se producirá una reducción a la

mitad del mismo ($T_{PRE-RESV} = T_{PRE-RESV-PREVIO}/2$). Al tomar el nuevo temporizador, se intenta que el sistema sea responsivo frente a posibles reducciones en el retardo del plano de control durante la operativa.

Después de la reducción del $T_{PRE-RESV}$ a la mitad el sistema pasa al estado **FINETUNE TEST**, en el que se forzará al sistema a mantener el temporizador reducido durante varios intervalos del experimento con el objetivo de obtener estadísticas de establecimiento de camino lo suficientemente fiables como para tomar correctamente la decisión de mantener este nuevo valor como un valor estable (sin bloqueo por robo de longitud de onda) yendo en este caso de nuevo al estado **STABILISATION**, o si por otro lado, se produce robo de longitud de onda, volverá a la etapa de **BLOCK AVOIDANCE** en la que se retomará el $T_{PRE-RESV}$ guardado durante la etapa de **FINETUNE** y se irá incrementando de nuevo hasta encontrar un punto de equilibrio.

En la Figura 5-3 se muestra el diagrama de estados correspondiente al algoritmo en el PCC

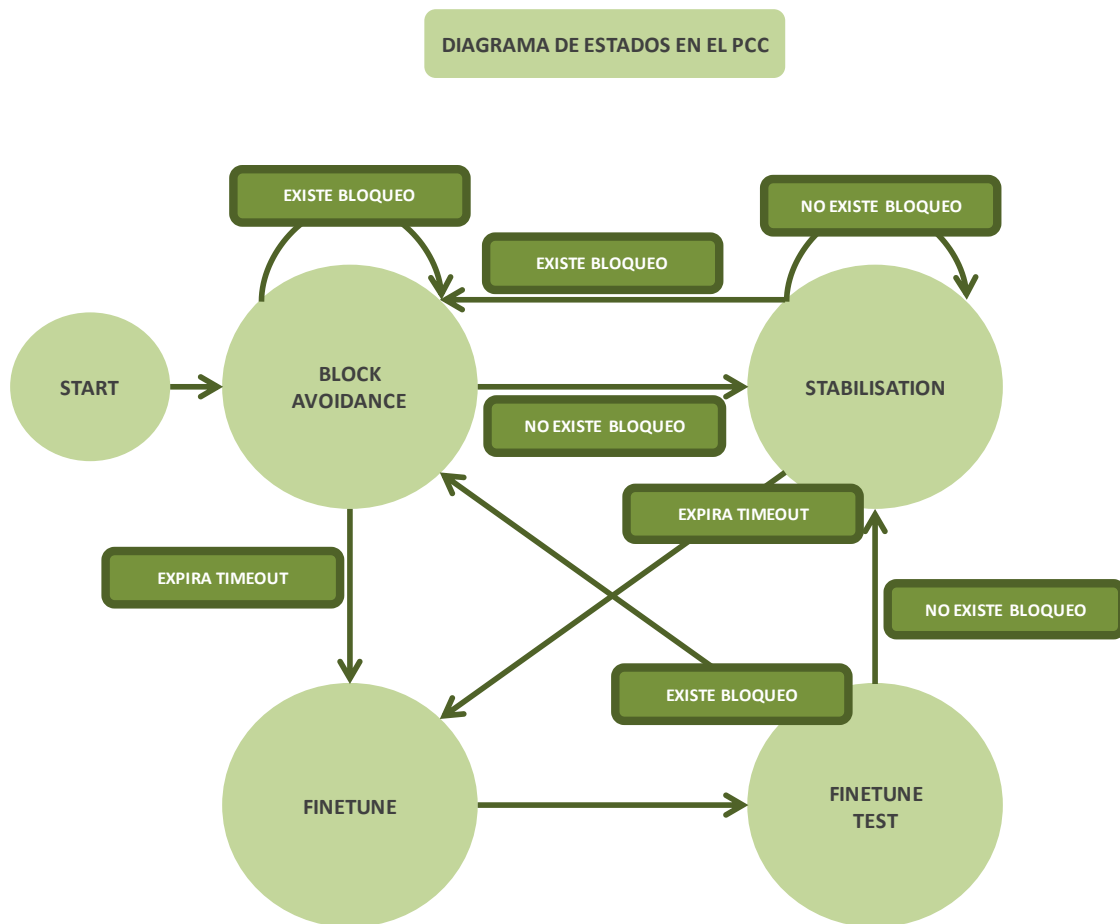


Figura 5-3 .- Máquina de estados para el PCC en el algoritmo adaptativo

Como resultado final de cada intervalo de funcionamiento del algoritmo, cada nodo PCC emitirá sus peticiones de cálculo de caminos al PCE con un temporizador de pre-reserva adaptado según estos estados.

Sin embargo, este método no es suficiente por sí sólo para eliminar la incertidumbre de la red de manera dinámica. El motivo es la heterogeneidad de la red para cada nodo, que llevará a los distintos nodos del dominio a tener percepciones ligeramente distintas del bloqueo por robo de λ . En estos casos el temporizador de pre-reserva puede ir polarizándose entre los nodos cuyos caminos han de recorrer tramos más largos de la red (con mayor probabilidad de sufrir un robo de la longitud de onda asignada) y los que han de establecer el camino a través de un menor número de tramos.

Es por este motivo por el que se necesita introducir también una lógica muy sencilla en el servidor PCE como entidad de arbitraje entre los distintos $T_{PRE-RESV}$ propuestos por los nodos PCC y tome la decisión final de un $T_{PRE-RESV}$ entre los propuestos, constante para todas las peticiones del dominio.

La arquitectura del nodo PCE quedaría en este caso como se muestra en la Figura 5-4.

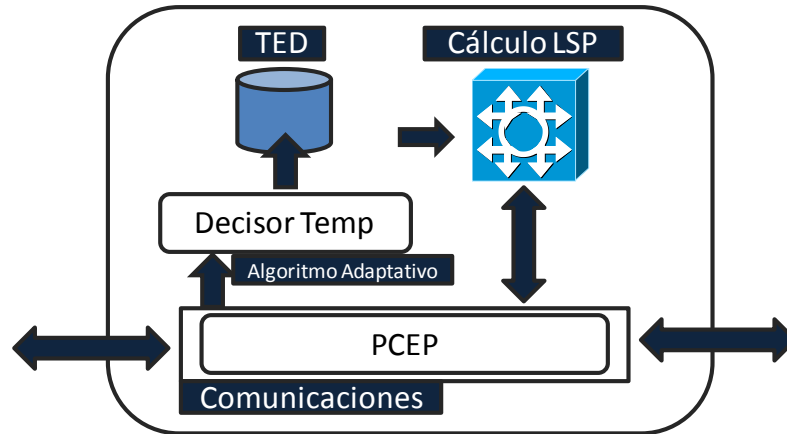


Figura 5-4.- Arquitectura PCE adaptativo

El decisor de $T_{PRE-RESV}$, implementará un marcador ó **SCOREBOARD** dónde irá recogiendo de manera instantánea los $T_{PRE-RESV}$ presentes en cada solicitud camino de los PCCs. Antes de hacer efectiva la solicitud, este **SCOREBOARD** se verá filtrado por una sencilla operación de máximo que obtendrá el mayor de los $T_{PRE-RESV}$ registrados en el momento de la petición, y que será el $T_{PRE-RESV}$ utilizado para esa petición. La operativa se muestra en la Figura 5-5.

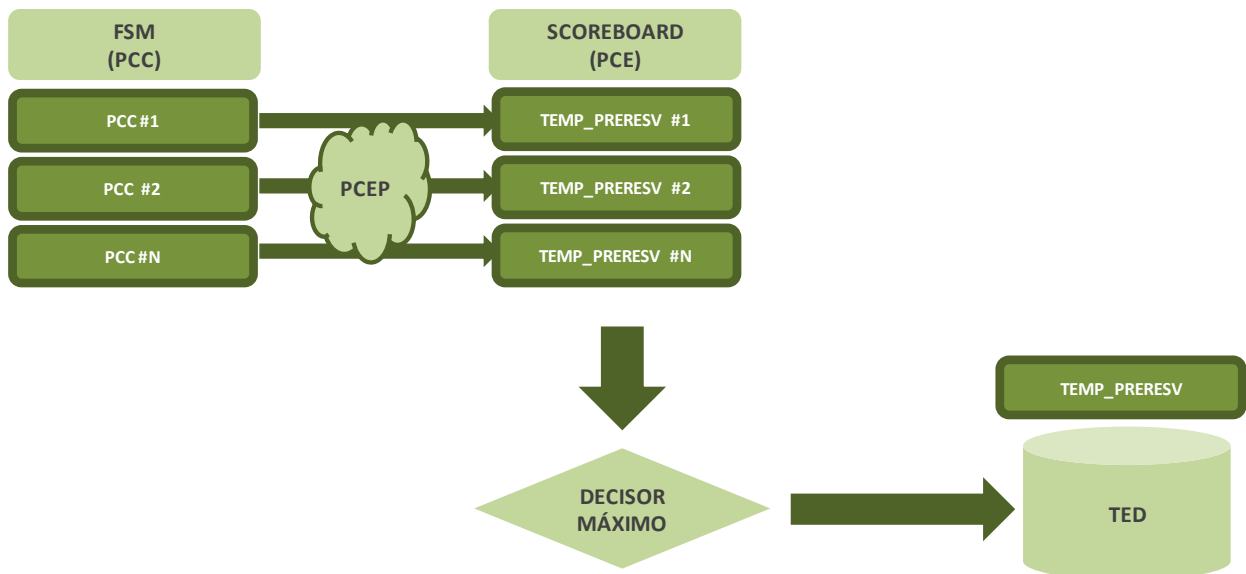


Figura 5-5.- Operativa de decisión de temporizador de pre-reserva en el PCE para el algoritmo adaptativo

De esta manera, el algoritmo adaptativo tendrá como salida final del mismo un único $T_{PRE-RESV}$ obtenido a partir de las estadísticas de establecimiento/bloqueo de cada nodo PCC y reducido al caso peor de los mismos con el objetivo de primar la eliminación del robo de longitud de onda en la red causado por la incertidumbre en los cálculos de rutas

5.5. Resultados de los experimentos

En este apartado se presentan los resultados de los experimentos realizados sobre el algoritmo adaptativo con el objetivo de ilustrar su funcionamiento a la hora de eliminar el robo de longitud de onda sobre un dominio de red con un retardo del plano de control variable.

5.5.1. Escenario de experimentación

Como escenario de experimentación se re-utilizará el dominio usado en los experimentos del Capítulo 4, basado en un dominio de la red troncal china estudiada en [19].

En este caso particular se ha decidido reducir el número de nodos clientes PCC para simplificar el análisis y el proceso de desarrollo del algoritmo, con lo que en este caso se contabilizarán seis nodos clientes PCC que serán los que soliciten el cálculo de rutas a un servidor PCE. La topología en particular es la mostrada en la Figura 5-6. En ella se ven rodeados en azul los nodos de red que actúan a su vez como clientes PCC. Las solicitudes seguirán también en este caso un proceso de Poisson con tasa de llegadas exponencial para cada nodo PCC, mientras que el tiempo de servicio para cada solicitud se distribuye exponencialmente.

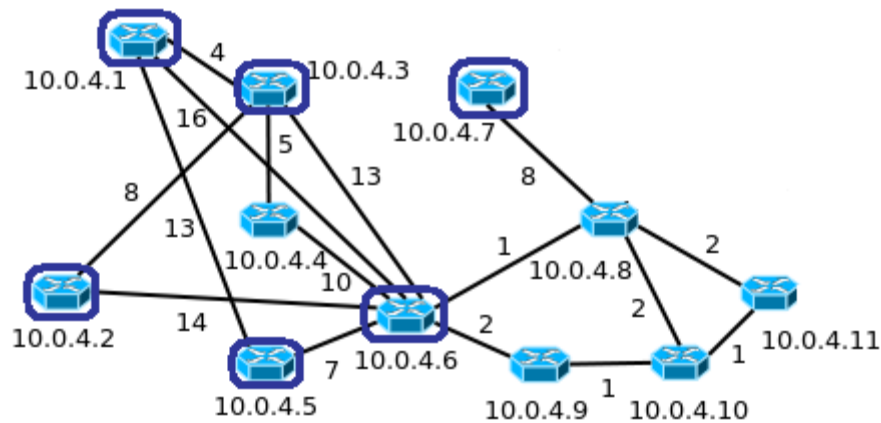


Figura 5-6.- Dominio de experimentación para el algoritmo adaptativo

En todos los experimentos realizados para este capítulo, cada nodo PCC lanzará un total de 5600 peticiones de cálculo de caminos al PCE.

5.5.2. Validación con respecto a los resultados anteriores

El objetivo de este apartado es el de validar el comportamiento del algoritmo adaptativo en consonancia con los resultados obtenidos en el capítulo 4.

Para ello se lanzará un experimento en el que todos los nodos PCC comenzarán con un temporizador de pre-reserva nulo. Siguiendo el planteamiento del algoritmo, éste detectará los bloqueos por robo de λ debido a un retardo del plano de control constante y superior a cero, por lo que el valor de temporizador de pre-reserva $T_{\text{PRE-RESV}}$ deberá de adaptarse para eliminar el efecto de la incertidumbre.

En la Tabla 5-2, se muestran los parámetros de los experimentos que se han realizado para este capítulo de validación.

Parámetros usados en el escenario de validación	
$T_{PRE-RESV}$ inicial	0 ms
T_{CPLANE}	200 y 500 ms
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5600 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 5-2 .- Parámetros del escenario de validación del algoritmo adaptativo

Para el experimento con un T_{CPLANE} de 200 ms, podemos ver en la Figura 5-7 los temporizadores de pre-reserva propuestos por cada PCC, mientras que en la Figura 5-8, se pueden observar las estadísticas de bloqueo medidas por cada nodo.

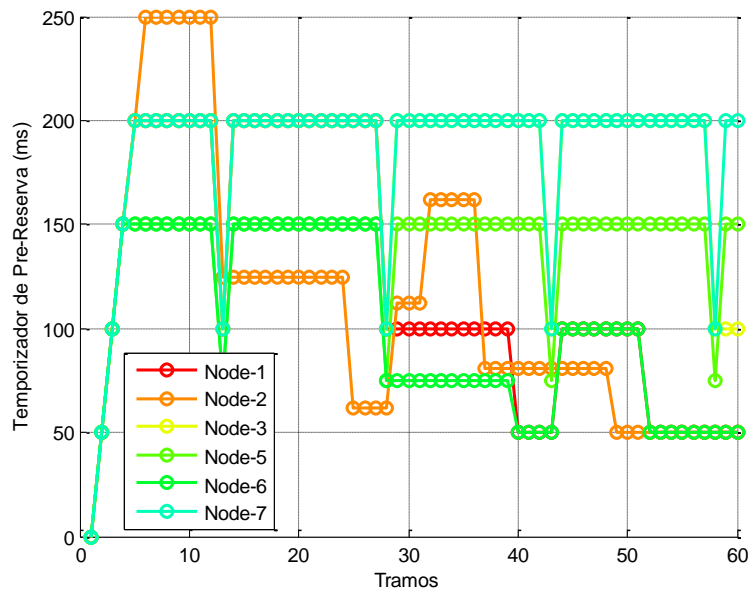


Figura 5-7 .- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en un escenario con $T_{CPLANE} = 200$ ms

Como se puede ver en la Figura 5-7, todos los nodos clientes del experimento comienzan el mismo con un valor de $T_{PRE-RESV} = 0$. En este caso se ha fijado un valor de T_{CPLANE} constante de 200 ms, por lo que la situación inicial no cumple las ecuaciones de diseño definidas en 4.4.3, y aparece bloqueo por robo de lambda (Figura 5-8). Por este motivo los nodos comienzan a aumentar su $T_{PRE-RESV}$, operando en el estado de BLOCK AVOIDANCE.

Conforme avanza el experimento, se puede apreciar claramente en la Figura 5-8 el efecto de este aumento paulatino del valor de $T_{PRE-RESV}$ en la reducción del bloqueo que se producen durante los primeros tramos del experimento, hasta llegar a un punto de equilibrio, donde los nodos han llegado al estado de STABILISATION. En la Figura 5-7 se observa como los nodos no se estabilizan al mismo valor debido a la heterogeneidad de los caminos solicitados por los mismos, éste es el motivo por el cual se necesita el arbitraje del servidor para establecer el valor $T_{PRE-RESV}$ más conservador de los propuestos por los nodos.

Los primeros valores de estabilización para el $T_{PRE-RESV}$ propuestos por los nodos se sitúan en torno al valor de 200 ms del T_{CPLANE} , siendo el máximo valor de 250 ms el que operará las solicitudes del dominio.

Más adelante se puede observar el pico descendente resultante del estado FINETUNE, por el cual los nodos exploran el efecto de una reducción del $T_{PRE-RESV}$ a la mitad. Como en este caso el retardo T_{CPLANE} se mantiene estable a 200 ms, cualquier valor de $T_{PRE-RESV}$ inferior a ese valor generará robo de longitudes de onda. En la Figura 5-8 se pueden observar los repuntes en las estadísticas de bloqueo cada vez que los nodos exploran valores menores de $T_{PRE-RESV}$ durante el estado FINETUNE.

Por último, se puede ver como con el avance del experimento, los valores propuestos por los nodos comienzan a diferir a una mayor escala, lo que se debe a las diferencias en la topología de la red que pueden favorecer más a unos nodos que a otros en cuanto al número de tramos de red que han de recorrer en su camino y que es directamente proporcional a la posibilidad de enfrentarse a un robo de recurso en ese preciso tramo. Este fenómeno refuerza la labor del PCE como árbitro que adopta siempre la solución más conservadora para eliminar la incertidumbre en el cálculo de rutas.

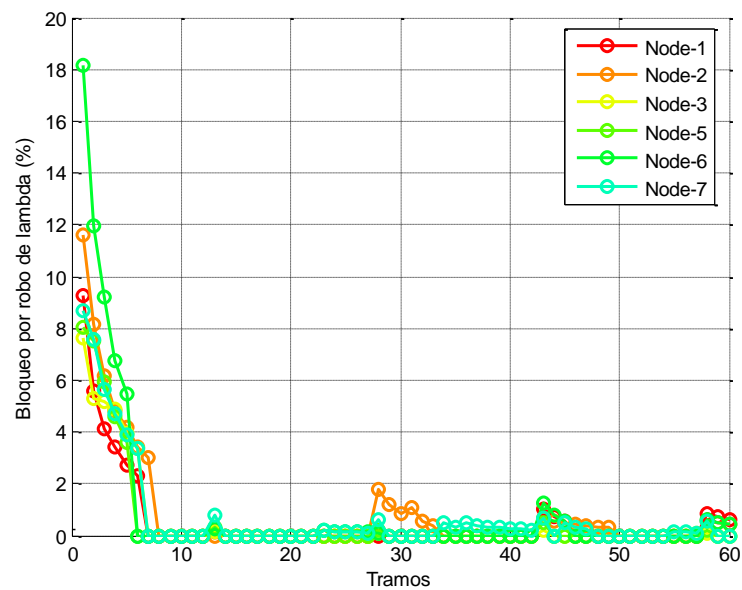


Figura 5-8 .- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC en un escenario con $T_{CPLANE} = 200$ ms

En la Figura 5-9, se muestra el resultado final del experimento, esta vez a nivel de dominio tras pasar por la etapa de decisor del PCE.

Se representa el valor de $T_{PRE-RESV}$ efectivo del dominio en verde, y se puede ver de nuevo su incremento gradual para paliar el primer ajuste al estado de la red y como, tras alcanzar un valor estable que cumple con las condiciones de diseño propuestas en 4.4.3, se mantiene en ese nivel.

De nuevo se pueden apreciar las exploraciones del sistema durante la etapa FINETUNE, que serán los únicos momentos donde aparecerá el robo de longitud de onda como efecto de la incertidumbre tras alcanzar el estado de STABILISATION.

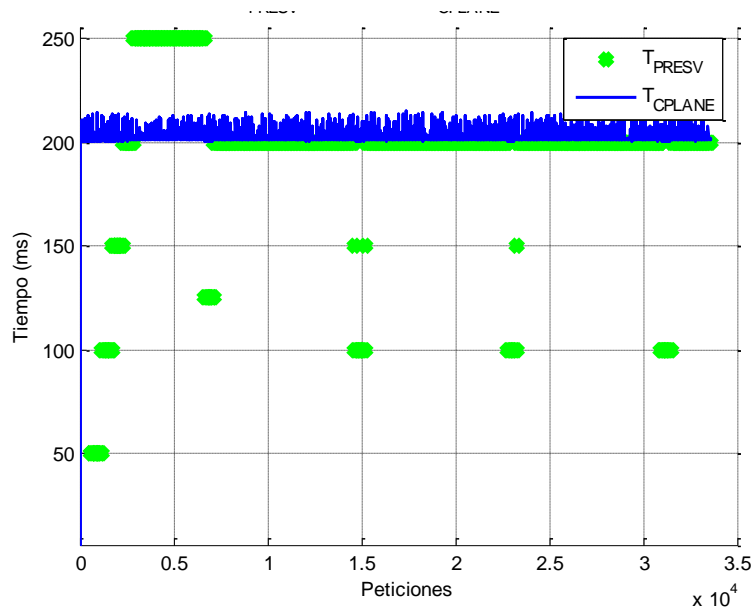


Figura 5-9.- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} de 200 ms

Adicionalmente se muestra otro experimento de validación, en este caso con un valor superior de T_{CPLANE} constante esta vez a 500 ms.

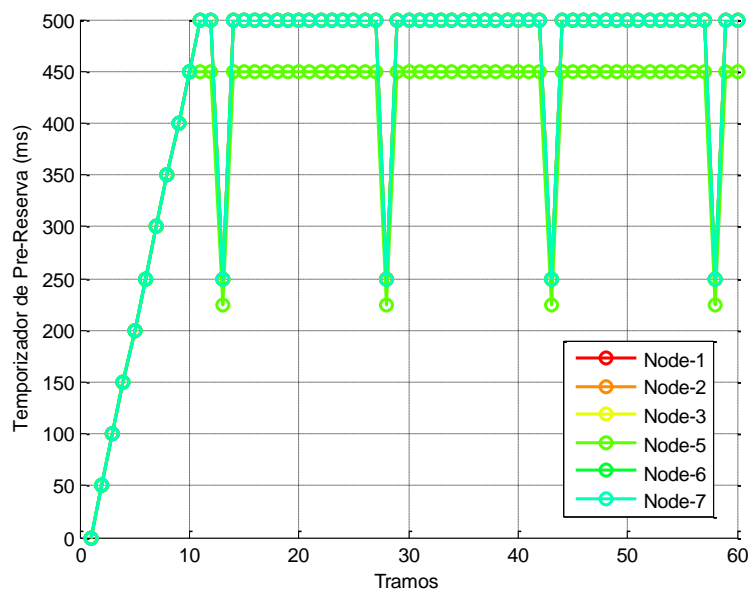


Figura 5-10.- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en un escenario con $T_{CPLANE} = 500$ ms

En la Figura 5-10 se ilustran los $T_{PRE-RESV}$ propuestos por los nodos. Se puede apreciar de nuevo la subida causada por el desfase inicial entre el $T_{PRE-RESV}$ y el T_{CPLANE} que genera un gran bloqueo al ser muy acentuada. Este bloqueo se muestra en la Figura 5-11.

En este caso particular se puede ver una gran diferencia con respecto al caso anterior, y es el grado de consenso entre los nodos clientes a la hora de proponer $T_{PRE-RESV}$, presentando tan sólo dos valores diferentes. Esto se explica gracias al fuerte bloqueo experimentado por los mismos al inicio del experimento, que hace que incluso los nodos que se enfrentan a topologías más favorables experimenten bloqueo que les haga seguir incrementando su valor de $T_{PRE-RESV}$ hasta alcanzar el valor de estabilización.

Una vez alcanzado, gracias a que el arbitraje siempre ha ido en bastante concordancia con las propuestas, todos se mantendrán en los mismos niveles.

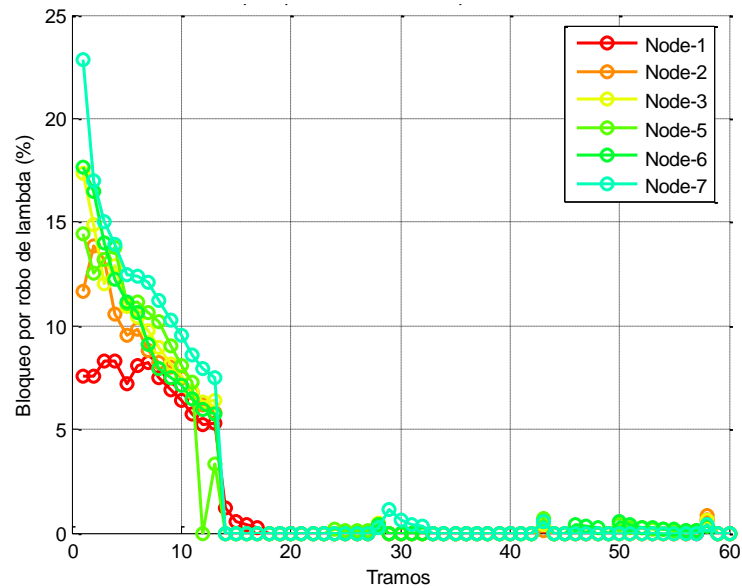


Figura 5-11 .- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC en un escenario con $T_{CPLANE} = 500$ ms

Por último se muestra en Figura 5-12 la comparativa entre $T_{PRE-RESV}$ y el T_{CPLANE} en este caso, para corroborar el cumplimiento de las directrices de diseño de 4.4.3, que garantiza la eliminación del bloqueo por robo de longitud de onda, manifestado en la Figura 5-11.

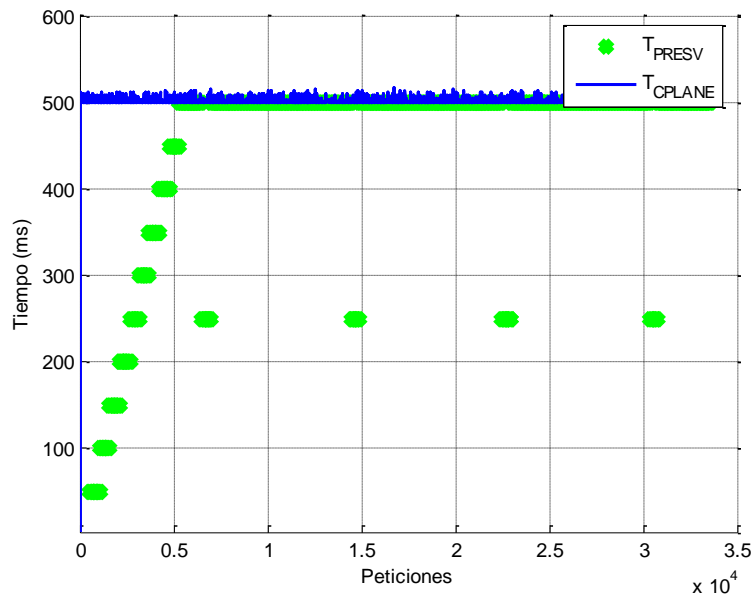


Figura 5-12 .- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} de 500 ms

En el apartado 5.5.3, se presentan experimentos con una variación en el retardo del plano de control, que en estas pruebas de validación se ha mantenido a un nivel constante.

5.5.3. Experimentos dinámicos

En este apartado se evaluará la capacidad del algoritmo adaptativo para llevar a cabo la reducción del robo de longitud de onda causado por la incertidumbre de la red. De nuevo, es el retardo del plano de control el que modelará esta incertidumbre, y en los siguientes experimentos se presentarán tres ventanas de tiempo con retardos de plano de control diferentes.

El objetivo de estos experimentos es el de demostrar la adaptación del algoritmo para escenarios con un retardo de control variable.

A continuación se mostrarán los resultados obtenidos para los tres tipos de escenarios testeados para el algoritmo. Cada uno de ellos presenta tres periodos de ejecución con diferentes retardos en el plano de control, sin embargo en todos se presentan diferentes transiciones del mismo en cuanto al aumento o la reducción de la magnitud del retardo T_{CLANE} .

En la Tabla 5-3, se describe el primer escenario de experimentación dinámico.

Parámetros usados en el primer escenario dinámico	
$T_{\text{PRE-RESV}}$ inicial	0 ms
T_{CLANE}	200 ms \rightarrow 800 ms \rightarrow 1000 ms
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5600 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 5-3 .- Parámetros del primer experimento dinámico para el algoritmo adaptativo

En este primer escenario se pretende mostrar un caso simple en el que el retardo en el plano de control experimenta tres subidas a lo largo del experimento.

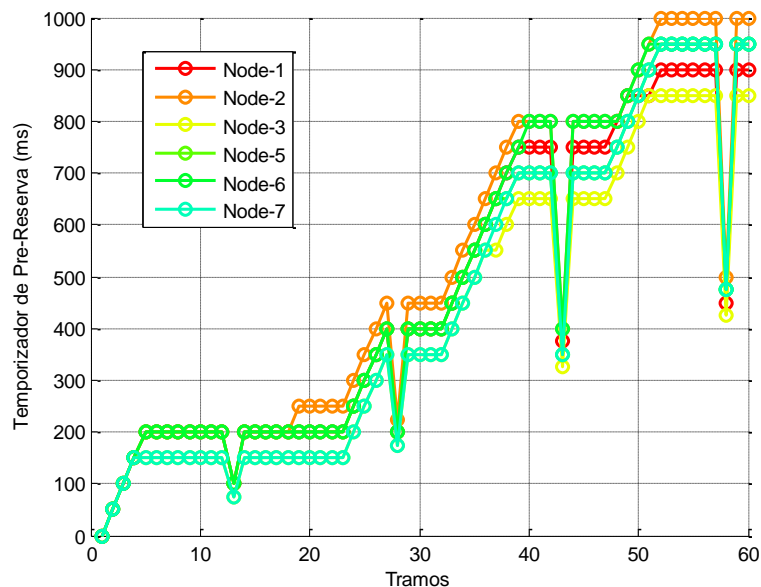


Figura 5-13.- $T_{\text{PRE-RESV}}$ propuestos por cada nodo en el primer escenario dinámico

En la Figura 5-13 se observan de nuevo los valores de $T_{\text{PRE-RESV}}$ propuestos por los nodos. Como se puede apreciar, los nodos alcanzan el valor de equilibrio a 200 ms, que es el primer valor efectivo para el T_{CLANE} .

Tras esta etapa, se ve como los nodos vuelven a incrementar sus $T_{PRE-RESV}$ propuestos ya que detectan el bloqueo causado por la incertidumbre introducida al incrementar el retardo T_{CPLANE} a 800 ms. El aumento en el retardo T_{CPLANE} es considerable por lo que enseguida los nodos se dan cuenta del bloqueo, mostrado en la Figura 5-14.

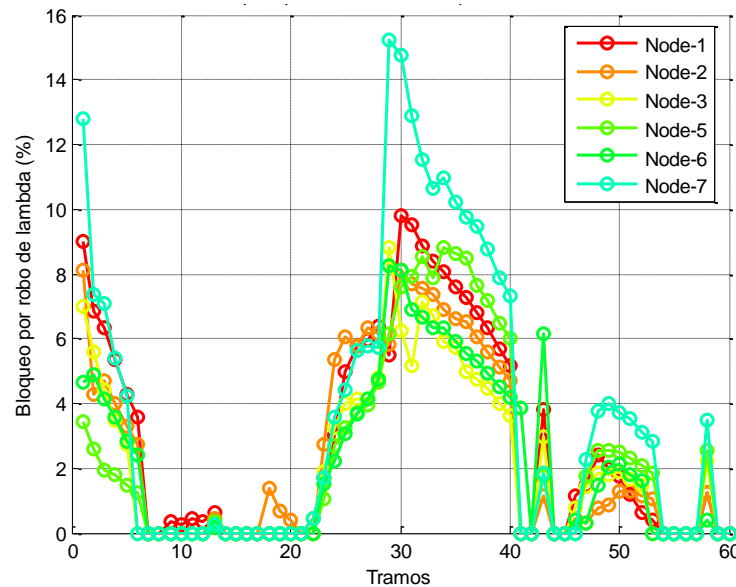


Figura 5-14.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC para el primer escenario dinámico

Por último tras una pequeña etapa de estabilidad, los nodos en la Figura 5-14 vuelven a detectar bloqueos, esta vez debidos al aumento del retardo de plano de control de 800 a 1000 ms, con lo que de nuevo en la Figura 5-13 vuelven a proponer valores de $T_{PRE-RESV}$ crecientes, hasta alcanzar el valor estable de 1000 ms, donde estabilizan el experimento.

Si bien en este caso no ha habido disminución en la magnitud de T_{CPLANE} , el algoritmo ha seguido efectuando los chequeos pertinentes correspondientes al estado FINETUNE. Como se puede ver en ambas Figura 5-13 e Figura 5-14, se producen hasta cuatro exploraciones en territorio de incertidumbre por parte de los nodos (representados en la primera por picos hacia abajo y en la segunda por repuntes en el bloqueo por robo de lambda), pero sin un resultado positivo, ya que en ningún caso se produce una bajada en el retardo T_{CPLANE} .

Como resultado final del experimento, se presenta la Figura 5-15, en la que se puede analizar de manera global el comportamiento final del algoritmo gracias al arbitraje del PCE. En ella se aprecian las tres zonas de creciente T_{CPLANE} , y como el valor final de salida del algoritmo para $T_{PRE-RESV}$, siempre acaba adaptándose a estos valores crecientes, eliminando así de manera dinámica los bloqueos debidos a la incertidumbre de la red.

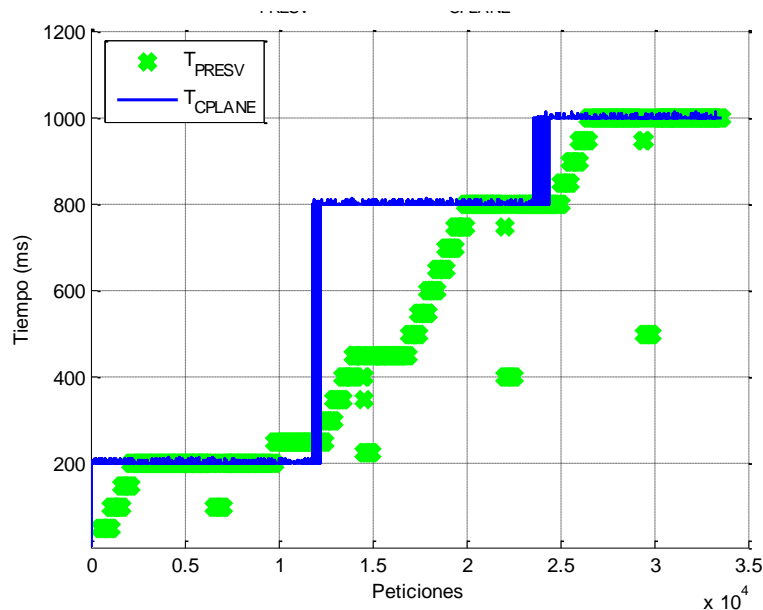


Figura 5-15.- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} variable en el primer escenario

En la Tabla 5-4, se describe el segundo escenario de experimentación dinámico.

Parámetros usados en el segundo escenario dinámico	
$T_{PRE-RESV}$ inicial	0 ms
T_{CPLANE}	300 ms \rightarrow 100 ms \rightarrow 500 ms
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5600 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 5-4.- Parámetros del segundo experimento dinámico para el algoritmo adaptativo

En este segundo experimento, se pretenden mostrar las capacidades totales del algoritmo adaptativo de $T_{PRE-RESV}$ sobre un escenario muy cambiante, donde por primera vez se propone un descenso en el retardo del plano de control.

De nuevo se usaran las dos gráficas que se vienen utilizando desde la perspectiva de los nodos, la Figura 5-16 en cuanto a las modificaciones de $T_{PRE-RESV}$ y la Figura 5-17 en cuanto al bloqueo experimentado por los mismos.

Tras alcanzar el primer equilibrio en 300 ms, los nodos realizan su primera exploración en el terreno de la incertidumbre sin éxito como se puede ver en la Figura 5-16.

Sin embargo para la segunda entrada en el estado FINETUNE, se puede ver cómo los nodos siguen sin detectar bloqueo por robo de lambda en la Figura 5-17, ya que han pasado de 300 ms a 150 ms y en este momento del experimento el valor del retardo T_{CPLANE} es de 100 ms, con lo que sigue cumpliendo las ecuaciones de diseño para eludir la incertidumbre en un dominio PCE propuestas en 4.4.3.

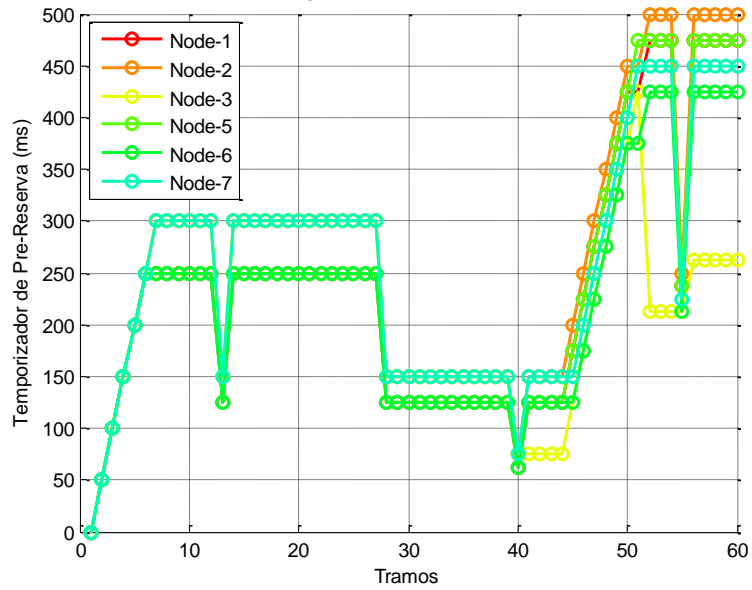


Figura 5-16 .- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en el segundo escenario dinámico

Durante el nuevo equilibrio en 150 ms se produce una nueva reducción a la mitad del $T_{PRE-RESV}$ siendo ahora el propuesto de 75 ms. En este caso al no cumplirse las ecuaciones de diseño del apartado 4.4.3, se ve que en el tramo 40 de la Figura 5-17, los nodos experimentan bloqueo por robo de lambda, con lo que vuelven a 150 ms.

Por último se produce la subida a 500 ms que es el último valor de T_{CPLANE} . De manera similar a los casos anteriores, se aprecia como el algoritmo se re-ajusta al nuevo valor superior.

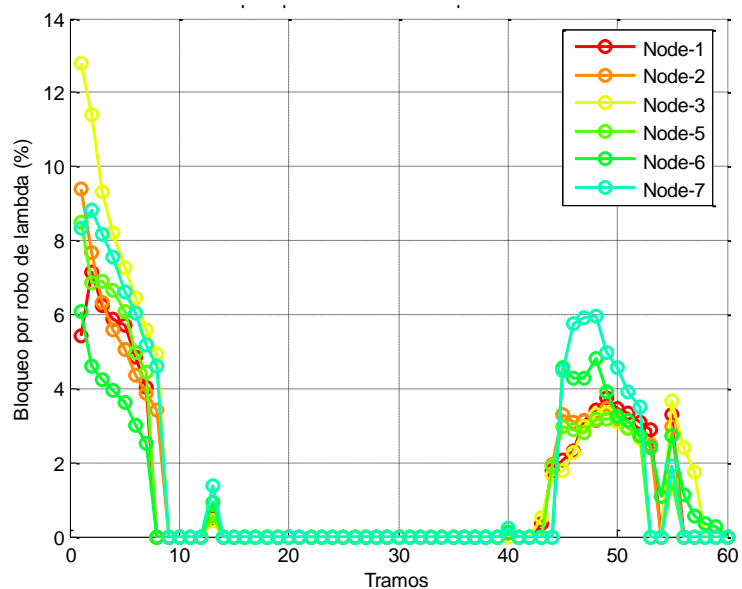


Figura 5-17.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC para el segundo escenario dinámico

Como resumen y resultado final de este segundo experimento se presenta la gráfica global del escenario para la comparativa del $T_{PRE-RESV}$ y el T_{CPLANE} en la Figura 5-18. En ella se aprecia la adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a los cambios en el T_{CPLANE} , siempre acorde a la regla de diseño del apartado 4.4.3.

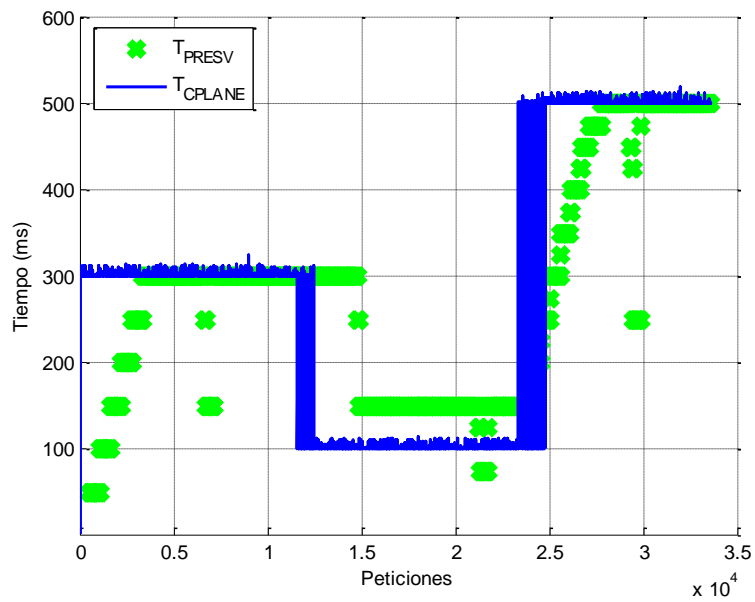


Figura 5-18.- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} variable en el segundo escenario

Para concluir, se presenta en la Tabla 5-5 el tercer y último escenario de experimentación dinámica.

Parámetros usados en el tercer escenario dinámico	
$T_{PRE-RESV}$ inicial	0 ms
T_{CPLANE}	100 ms \rightarrow 600 ms \rightarrow 100 ms
Carga ofrecida por nodo	1 Erlang
Peticiones por PCC	5600 peticiones
Distribución de peticiones	Poisson

Tabla 5-5 .- Parámetros del tercer experimento dinámico para el algoritmo adaptativo

En este último experimento, además de reforzar las demostraciones anteriores, se pretende mostrar el carácter conservador de la algoritmia propuesta en este capítulo.

El algoritmo adaptativo nace de la necesidad de combatir la incertidumbre en el cálculo de rutas de manera dinámica utilizando el temporizador de pre-reserva de recursos como herramienta.

La optimización de los valores de $T_{PRE-RESV}$ es uno de los objetivos, pero sin duda el primordial es el evitar el bloqueo causado por la incertidumbre. Es por esto en casos como el de la tercer experimento, donde se produce un descenso notable del retardo de plano de control entre dos intervalos, el algoritmo reaccionará prudentemente aplicando los descensos en $T_{PRE-RESV}$ definidos.

En la Figura 5-19 vemos como los $T_{PRE-RESV}$ se van ajustando a los valores del experimento definidos en la Tabla 5-5, y en la Figura 5-20 se pueden cotejar estas variaciones con los bloqueos de robo de lambda detectados por los nodos.

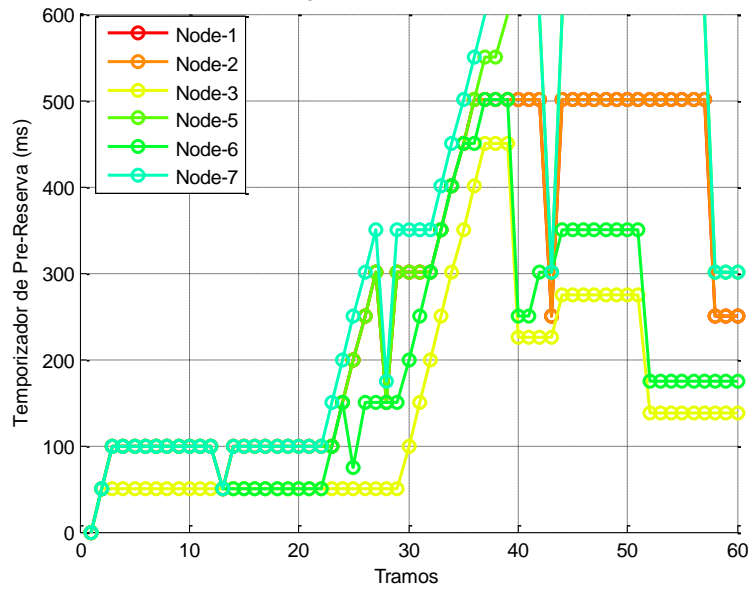


Figura 5-19.- $T_{PRE-RESV}$ propuestos por cada nodo en el tercer escenario dinámico

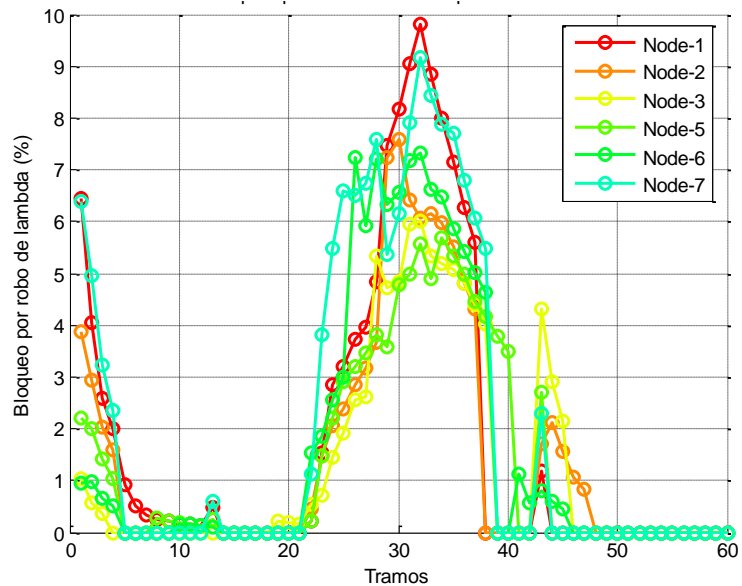


Figura 5-20.- Estadísticas de bloqueo observadas por cada PCC para el primer escenario dinámico

Es en la comparativa entre $T_{PRE-RESV}$ y el T_{CPLANE} representada en la Figura 5-21, dónde se puede ver el carácter conservador de la algoritmia.

Analizando el último tramo del experimento, donde el T_{CPLANE} cae de 600 a 100 ms, se puede ver como el valor de $T_{PRE-RESV}$ se estabiliza en la mitad del valor superior, en 300 ms. Este valor podría verse como alejado del óptimo en torno a 100 ms, pero hay que recordar que el algoritmo es altamente responsivo en casos de T_{CPLANE} , y muy conservador en casos de T_{CPLANE} decreciente. Por lo que será en las siguientes exploraciones sucesivas cuando el $T_{PRE-RESV}$ pueda estabilizarse de nuevo a 150 ms en caso de no incrementarse de nuevo el retardo de plano de control, o bien crecer debido a un posible incremento del mismo.

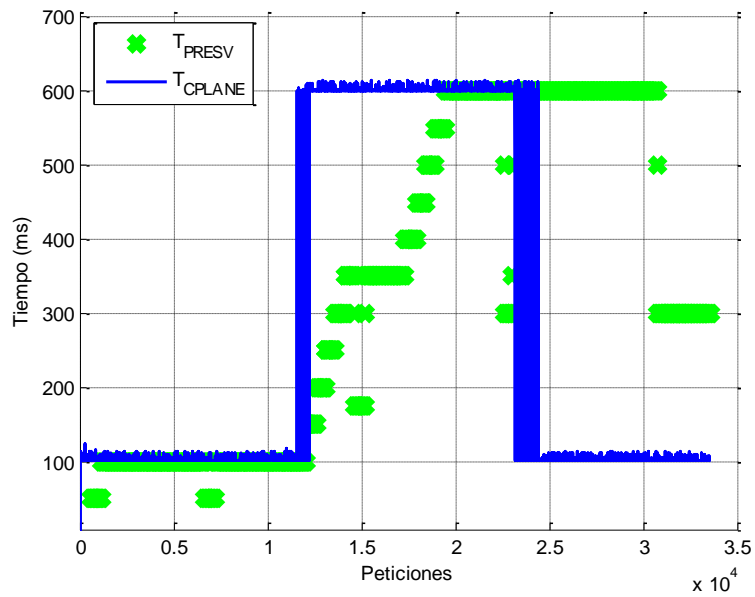


Figura 5-21 .- Adaptación del $T_{PRE-RESV}$ a un T_{CPLANE} variable en el tercer escenario

Con estos experimentos dinámicos se pretende demostrar como el algoritmo cumple su función primordial de eliminar el robo de lambda en el cálculo de rutas debido a la incertidumbre, optimizando el uso de la herramienta con la que combate esta incertidumbre, el temporizador de pre-reserva.

5.6. Conclusiones

Para poder solventar la incertidumbre de manera dinámica hay que contar con mediciones que permitan conocer su magnitud. En este algoritmo se ha optado por implementar mediciones estadísticas del establecimiento satisfactorio o erróneo de los caminos como entrada del mismo a partir de la cual se varía el temporizador de pre-reserva.

Los resultados avalan que es posible conseguir la eliminación del bloqueo por robo de lambda de manera adaptativa frente a una incertidumbre variable con lo que presentan a este algoritmo como una herramienta muy útil en dominios que implementen la arquitectura PCE.

6. Conclusiones y futuras líneas de trabajo

6.1. Introducción

Tras la implementación del algoritmo adaptativo como una solución dinámica al problema causado por la incertidumbre en el cálculo de rutas PCE, se presentan, en primer lugar, un resumen de las ideas principales recogidas en este trabajo, seguidas las conclusiones finales del mismo y una propuesta de futuras líneas de trabajo que se abren con el objetivo de continuar el trabajo aquí recogido.

6.2. Conclusiones

En este Proyecto Fin de Carrera se han ido presentando diversos puntos sobre las redes de próxima generación, comenzando con la evolución hacia redes con planos diferenciados en el plano de transporte, el plano de control y el plano de gestión. Tecnologías como la arquitectura ASON o la tecnología GMPLS permiten a este tipo de redes converger en un único plano de control para todas las tecnologías de conmutación. Esta convergencia promueve la adopción de estructuras multi-capa o multi-región de cara a un nivel de integración de tecnologías, y de estructuras multi-dominio para interconectar distintos AS con diferentes restricciones.

El cálculo de caminos se convierte en una tarea de mayor complejidad conforme se van adoptando estas estructuras y se van añadiendo nuevas restricciones al cálculo, como por ejemplo la continuidad de longitudes de onda, WCC, en el caso de redes ópticas. La arquitectura PCE se postula como una entidad capaz de encargarse de la tarea del cálculo de caminos mediante el protocolo PCEP. Mayores son los beneficios de esta arquitectura al aplicarse sobre entornos complejos como el caso de redes multi-capa y multi-dominio.

En el proceso de cálculo, el PCE se basa en la información almacenada por la TED para llevar a cabo la operativa. Sin embargo esta información puede resultar obsoleta con respecto al estado de la red en el momento del establecimiento del camino. Este fenómeno es lo que se ha explicado como incertidumbre en el protocolo PCE, y es inherente al mismo, por lo que era necesario evaluar su impacto sobre el mismo y diseñar alguna estrategia para poder eliminar ese impacto. Analizando la arquitectura PCE se han aislado las causas por las que esta incertidumbre se presente en este tipo de redes y se han considerado las distintas vertientes presentadas por la comunidad científica para lidiar con este fenómeno.

En concreto, en este Proyecto Fin de Carrera se ha partido de una implementación de una arquitectura PCE desarrollada previamente en [7], siguiendo las futuras líneas de trabajo propuestas en los mismos. Este trabajo elige el temporizador de pre-reserva ($T_{\text{PRE-RESV}}$) para resolver el problema de la incertidumbre, y para ello se han desarrollado una serie de experimentos con el objetivo de en primer lugar entender los efectos de la incertidumbre, y en un segundo lugar la propuesta de una mejora al temporizador de pre-reserva mediante un algoritmo adaptativo que dotará a la arquitectura PCE de dinamismo para lidiar con la naturaleza aleatoria de la incertidumbre.

Se ha mejorado la implementación anterior siguiendo las directrices de:

- O. Gonzalez de Dios, et. all, "PCEP Extensions for Temporary Reservation of Computed Path Resources and Support for Limited Context State in PCE," *IETF RFC draft*, pp. 1–19, Apr 2012. Work in progress (Sept. 2012): <http://tools.ietf.org/html/draft-gonzalezdedios-pce-reservation-state-01>

Se ha construido un escenario mono-dominio con la implementación anterior, sobre el que se han efectuado varios experimentos de validación. Este escenario se ha construido a semejanza de una topología de red real, la Red Troncal China. Para ello se han comprobado que los retardos y los bloqueos presentes en el dominio presentan una estabilidad apta para dar validez al resto de los experimentos.

Tras validar el escenario se ha evaluado el efecto de la incertidumbre sobre el mismo, reflejado por el fenómeno de robo de longitud de onda a la hora de hacer efectiva la ruta obtenida por el cálculo del PCE.

Se ha generalizado la fuente de incertidumbre para la red en el retardo en el plano de control (T_{CPLANE}), y tras varios experimentos combinando distintos valores de T_{CPLANE} con distintos valores de $T_{PRE-RESV}$, se proponen unas ecuaciones válidas para entornos mono-dominio en las que se establece una relación entre ambas (y el retardo de la red, T_{COMM} , que en estos experimentos es prácticamente despreciable) que garantiza la eliminación del bloqueo por robo de lambda en el dominio de aplicación, haciéndole por tanto inmune a la incertidumbre presente en el mismo:

$$\frac{T_{PRE-RESV}}{T_{CPLANE} + T_{COMM}} > 1 \rightarrow \text{Bloqueo por robo de lambda} \sim 0$$

Además de esta relación también se ha demostrado que el efecto de la incertidumbre es similar para un mismo dominio en baja o alta carga.

A partir de estas relaciones que marcan que cuánto tiempo se han de reservar los recursos asignados a una ruta a través de la red, se ha construido un algoritmo adaptativo que se encarga de automatizar la operación de ajuste a la relación anterior con el objetivo de paliar la naturaleza cambiante de las fuentes de incertidumbre.

Se han definido una serie de estados en cada nodo PCC de manera que se pueda reaccionar a la variación de la incertidumbre (en este trabajo modelada por el T_{CPLANE}) de manera más agresiva o conservadora en función a la toma de las estadísticas de establecimiento de los caminos. De esta manera, se ajustará el valor de $T_{PRE-RESV}$ a las estadísticas para paliar la incertidumbre en cada intervalo. Por último se involucra también a la entidad PCE como elemento de arbitraje de todos los nodos PCC, encargándose de mantener un marcador con todos los $T_{PRE-RESV}$ solicitados por los PCC en cada intervalo de tiempo, y convergiendo todos bajo un mismo valor de $T_{PRE-RESV}$, siendo el elegido el más conservador de los propuestos por el algoritmo.

Mediante la aplicación de este algoritmo adaptativo, se puede eliminar el efecto de la incertidumbre en el mismo de manera autónoma.

En resumen, se ha partido de una base de conocimiento previa sobre redes de próxima generación y la arquitectura PCE para un analizar el impacto de la incertidumbre en el protocolo PCE y con estos resultados de evaluación se ha diseñado e implementado un sistema autónomo capaz de garantizar la eliminación de la incertidumbre en un dominio con arquitectura PCE.

Durante la realización del trabajo se han ido pasando por etapas con un alto valor de formación y experiencia, desde la obtención y asimilación de conocimiento al diseño y realización de experimentos utilizando ese mismo conocimiento. Sin duda la paciencia y convicción han sido claves para la finalización de este proyecto, que ha pasado por etapas de avance lento, sin muchos resultados válidos, al resultado final de una evaluación del fenómeno de la incertidumbre en el PCE y sobre todo al diseño de un algoritmo novedoso y funcional para solventar los efectos de la incertidumbre previamente evaluados. En especial esta última parte ha sido la más gratificante y la que justifica los momentos más complicados del inicio.

6.3. Futuras líneas de trabajo

Se proponen las siguientes vertientes de trabajo como posibles continuaciones a este Proyecto Fin de Carrera:

- **Evaluación de las relaciones obtenidas en este proyecto sobre entornos multi-dominio:** sobre esta línea se propone el someter a las relaciones obtenidas en la Ecuación 3 y en la Ecuación 4 a un entorno multi-dominio. Los entornos multi-dominio son escenarios típicos de aplicación de la arquitectura PCE dada las grandes ventajas que aporta en este caso. Se propone construir un escenario de experimentación sobre varios dominios utilizando un modelo de incertidumbre como el propuesto en este proyecto y evaluar en este caso como afecta la adición de dominios extra a las relaciones

obtenidas, o si bien el mero cumplimiento de las relaciones obtenidas en este trabajo garantiza la eliminación del efecto de la incertidumbre.

- **Evaluación y revisión del algoritmo adaptativo a entornos multi-capas y multi- dominio:** esta línea se propone como continuación a la anterior, esta vez integrando múltiples capas al escenario de experimentación.
- **Propuesta de un modelo de incertidumbre más elaborado a partir del utilizado en este trabajo que se basa exclusivamente en el retardo del plano de control:** en este proyecto se ha usado un modelo de incertidumbre basado en un retardo en el plano de control, sin embargo existen múltiples fuentes de retardo que quizás podrían arrojar más riqueza a un análisis como el de este proyecto.
- **Comparación de este algoritmo con otro que tenga en cuenta medidas reales de la red en lugar de estimaciones:** en el capítulo 5 se presentaba la alternativa de realizar medidas reales sobre el dominio de red como posibilidad para modelar una herramienta contra la incertidumbre. Se propone comparar un algoritmo que utilice mediciones reales frente al de este trabajo elaborado sobre estadísticas.

Referencias

- [1] Cisco Visual Networking Index 2012, (Cisco VNI).
- [2] IETF, “RFC 3031 – Multi-Protocol Label Switching Architecture”, January 2001.
- [3] IETF, “RFC 3471 - Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Signaling Functional Description,” January 2003.
- [4] A.Farrell , JP.Vasseur, J.Ash “RFC 4665 – A Path Computation Element (PCE)-Based Architecture”, August 2006
- [5] J.L.Añamuro, V.López y J.Aracil, “Implementación y evaluación del Path Computation Element Protocol”, Jornadas de Ingeniería Telemática (JITEL), Sep 2011.
- [6] V. López, B. Huiszoon, Ó. González de Dios, J. P. Fernández Palacios, and J. Aracil, "Path Computation Element in Telecom Networks: Recent Developments and Standardization Activities." ONDM, Feb 2010
- [7] Diego Álvarez, Víctor López, José Luis Añamuro, Jorge E. López de Vergara, O. González de Dios, Javier Aracil, “Utilization of Temporary Reservation of Path Computation Resources for Multi Domain Path Computation Element Protocols in WDM Networks”, Networks of the Future 2011, 2nd IFIP International Conference, November 2011.
- [8] ITU-T recommendation G.8080/Y.1304, Architecture for the automatic switched optical networks (ASON), November 2001
- [9] ITU-T recommendation G.807/Y.1302, Requirements for automatic switched transport networks (ASTN) July 2001
- [10] T.Lehman, X.Yang, N.Ghani, F.Gu, C.Guok, I.Monga, B.Tierney, “MultiLayer Networks: An Architecture Framework”, Hybrid Networking: Evolution Toward Combined IP Services and Dynamic Circuits.
- [11] I.Bryskin, A.Farrel, RFC 4397 “A Lexicography for the Interpretation of Generalized Multiprotocol Label Switching (GMPLS) Terminology within the Context of the ITU-T’s Automatically Switched Optical Network (ASON) Architecture”, February 2006.
- [12] K.Kompella, Y.Rekhter, RFC 4206, ”Label Switched Paths (LSP) Hierarchy with Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Traffic Engineering (TE)”, October 2005.
- [13] Y.Rekhter, T.Li, “RFC 1771 – A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4)”, March 1995.
- [14] J.Hawkinson, T.Bates, “RFC 1930 – Guidelines for creation, selection, and registration of an Autonomous System (AS)”, March 1996.
- [15] JP.Vasseur, JL.Le Roux “RFC 5440 – Path Computation Element (PCE) Communication Protocol (PCEP)”, March 2009
- [16] F.Paulocci, F.Cugini, A.Giorgetti, N.Sambo, P.Castolidi, “A Survey on the Path Computation Element Architecture”, IEEE Communications Surveys & Tutorials accepted for publication, 2013
- [17] Y.Lee, G.Bernstein, J.Martensson, T.Takeda, T.Tsuritani, O.Gonzalez de Dios, “PCEP Requirements for WSON Routing and Wavelength Assingment”, IETF Draft, October 2012
- [18] Y.Lee, G.Bernstein, W.Imajuku, “Framework for GMPLS and Path Computation Element (PCE) Control of Wavelength Switched Optical Networks (WSONs)”, IETF, “RFC 6163”, April 2011
- [19] Y.Zhao, J.Zhang, Y.Ji, W.Gu, “Routing and Wavelength Assignment Problem in PCE-Based Wavelength-Switched Optical Networks”, J.OPT.COMMUN.NETW, Vol.2 No.4, April 2010

-
- [20] K. Kompella, Y. Rekhter, “RFC 4202 – Routing Extensions in Support of Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS)”, October 2005.
- [21] E. Oki, T. Takeda, J.L. Le Roux, A. Farrel, “RFC 5623 - Framework for PCE-Based Inter-Layer MPLS and GMPLS Traffic Engineering”,
- [22] D. Álvarez, “Implementación y comparación de soluciones basadas en Path Computation Element (PCE) para entornos multi-dominio”, PFC EPS-UAM, Septiembre, 2011
- [23] F. Zhang, Q. Zhao, O. González de Dios, R. Casellas, D. King, “Extensions to Path Computation Element Communication Protocol (PCEP) for Hierarchical Path Computation Elements (PCE)”, IETF Internet-Draft, pp. 1-14, April 2011.
- [24] J.P. Vasseur, R. Zhang, N. Bitar, J.L. Le Roux, “RFC 5441 - A Backward-Recursive PCE-Based Computation (BRPC) Procedure to Compute Shortest Constrained Inter-Domain Traffic Engineering Label Switched Paths”, pp 1-18, April 2009
- [25] O. Gonzalez de Dios, et. al, “PCEP Extensions for Temporary Reservation of Computed Path Resources and Support for Limited Context State in PCE,” *IETF RFC draft*, pp. 1–19, Apr 2012. Work in progress (Sept. 2012): <http://tools.ietf.org/html/draft-gonzalezdedios-pce-reservation-state-01>
- [26] A. Giorgetti, F. Cugini, N. Sambo, F. Paulocci, N. Andriolli and P. Castoldi, “Path State-Based Update of PCE Traffic Engineering Database in Wavelength Switched Optical Networks”, *IEEE Communication Letters*, Vol. 14, NO.6, June 2010

Anexo A. Presupuesto

1) Ejecución Material

- Compra de ordenador personal (Software incluido)..... 2.000 €
- Alquiler de servidor durante 2 años2.000 €
- Material de oficina..... 50 €
- Salario de Ingeniero Superior: 1400 horas a 20 € / hora..... 28.000 €
- **Total de ejecución material**..... 32.050 €

2) Gastos generales y Beneficio Industrial

- 16 % sobre Ejecución Material..... 5128 €
- 6 % sobre Ejecución Material 1923 €
- **Total presupuesto de ejecución por contrata** 39.101 €

3) Honorarios Proyecto

- Honorarios por ejecución 5% 1.955,05 €

4) Subtotal del presupuesto

- Subtotal Presupuesto..... 41.056,05 €

5) I.V.A. aplicable

- 21% Subtotal Presupuesto..... 8.621,78 €

6) Total presupuesto

- **Total Presupuesto** 49.677,82 €

El presupuesto total del proyecto asciende a CUARENTA Y NUEVE MIL SEISCIENTOS SETENTA Y SIETE euros CON OCHENTA Y DOS céntimos de euro.

Madrid, Diciembre de 2013
El Ingeniero Jefe de Proyecto

Fdo.: Mario Briceño González
Ingeniero Superior de Telecomunicación

Anexo B. Pliego de condiciones

Este documento contiene las condiciones legales que guiarán la realización de este proyecto: **Impacto de la incertidumbre en el Path Computation Element (PCE)**. En lo que sigue, se supondrá que el proyecto ha sido encargado por una empresa cliente a una empresa consultora con la finalidad de realizar dicho sistema. Dicha empresa ha debido desarrollar una línea de investigación con objeto de elaborar el proyecto. Esta línea de investigación, junto con el posterior desarrollo de los programas está amparada por las condiciones particulares del siguiente pliego.

Supuesto que la utilización industrial de los métodos recogidos en el presente proyecto ha sido decidida por parte de la empresa cliente o de otras, la obra a realizar se regulará por las siguientes:

Condiciones generales

1. La modalidad de contratación será el concurso. La adjudicación se hará, por tanto, a la proposición más favorable sin atender exclusivamente al valor económico, dependiendo de las mayores garantías ofrecidas. La empresa que somete el proyecto a concurso se reserva el derecho a declararlo desierto.

2. El montaje y mecanización completa de los equipos que intervengan será realizado totalmente por la empresa licitadora.

3. En la oferta, se hará constar el precio total por el que se compromete a realizar la obra y el tanto por ciento de baja que supone este precio en relación con un importe límite si este se hubiera fijado.

4. La obra se realizará bajo la dirección técnica de un Ingeniero Superior de Telecomunicación, auxiliado por el número de Ingenieros Técnicos y Programadores que se estime preciso para el desarrollo de la misma.

5. Aparte del Ingeniero Director, el contratista tendrá derecho a contratar al resto del personal, pudiendo ceder esta prerrogativa a favor del Ingeniero Director, quien no estará obligado a aceptarla.

6. El contratista tiene derecho a sacar copias a su costa de los planos, pliego de condiciones y presupuestos. El Ingeniero autor del proyecto autorizará con su firma las copias solicitadas por el contratista después de confrontarlas.

7. Se abonará al contratista la obra que realmente ejecute con sujeción al proyecto que sirvió de base para la contratación, a las modificaciones autorizadas por la superioridad o a las órdenes que con arreglo a sus facultades le hayan comunicado por escrito al Ingeniero Director de obras siempre que dicha obra se haya ajustado a los preceptos de los pliegos de condiciones, con arreglo a los cuales, se harán las modificaciones y la valoración de las diversas unidades sin que el importe total pueda exceder de los presupuestos aprobados. Por consiguiente, el número de unidades que se consignan en el proyecto o en el presupuesto, no podrá servirle de fundamento para entablar reclamaciones de ninguna clase, salvo en los casos de rescisión.

8. Tanto en las certificaciones de obras como en la liquidación final, se abonarán los trabajos realizados por el contratista a los precios de ejecución material que figuran en el presupuesto para cada unidad de la obra.

9. Si excepcionalmente se hubiera ejecutado algún trabajo que no se ajustase a las condiciones de la contrata pero que sin embargo es admisible a juicio del Ingeniero Director de obras, se dará conocimiento a la Dirección, proponiendo a la vez la rebaja de precios que el Ingeniero estime justa y si la Dirección resolviera aceptar la obra, quedará el contratista obligado a conformarse con la rebaja acordada.

10. Cuando se juzgue necesario emplear materiales o ejecutar obras que no figuren en el presupuesto de la contrata, se evaluará su importe a los precios asignados a otras obras o materiales análogos si los hubiere y cuando no, se discutirán entre el Ingeniero Director y el contratista, sometiéndolos a la aprobación de la Dirección. Los nuevos precios convenidos por uno u otro procedimiento, se sujetarán siempre al establecido en el punto anterior.

11. Cuando el contratista, con autorización del Ingeniero Director de obras, emplee materiales de calidad más elevada o de mayores dimensiones de lo estipulado en el proyecto, o sustituya una clase de fabricación por otra que tenga asignado mayor precio o ejecute con mayores dimensiones cualquier otra parte de las obras, o en general, introduzca en ellas cualquier modificación que sea beneficiosa a juicio del Ingeniero Director de obras, no tendrá derecho sin embargo, sino a lo que le correspondería si hubiera realizado la obra con estricta sujeción a lo proyectado y contratado.

12. Las cantidades calculadas para obras accesorias, aunque figuren por partida alzada en el presupuesto final (general), no serán abonadas sino a los precios de la contrata, según las condiciones de la misma y los proyectos particulares que para ellas se formen, o en su defecto, por lo que resulte de su medición final.

13. El contratista queda obligado a abonar al Ingeniero autor del proyecto y director de obras así como a los Ingenieros Técnicos, el importe de sus respectivos honorarios facultativos por formación del proyecto, dirección técnica y administración en su caso, con arreglo a las tarifas y honorarios vigentes.

14. Concluida la ejecución de la obra, será reconocida por el Ingeniero Director que a tal efecto designe la empresa.

15. La garantía definitiva será del 4% del presupuesto y la provisional del 2%.

16. La forma de pago será por certificaciones mensuales de la obra ejecutada, de acuerdo con los precios del presupuesto, deducida la baja si la hubiera.

17. La fecha de comienzo de las obras será a partir de los 15 días naturales del replanteo oficial de las mismas y la definitiva, al año de haber ejecutado la provisional, procediéndose si no existe reclamación alguna, a la reclamación de la fianza.

18. Si el contratista al efectuar el replanteo, observase algún error en el proyecto, deberá comunicarlo en el plazo de quince días al Ingeniero Director de obras, pues transcurrido ese plazo será responsable de la exactitud del proyecto.

19. El contratista está obligado a designar una persona responsable que se entenderá con el Ingeniero Director de obras, o con el delegado que éste designe, para todo relacionado con ella. Al ser el Ingeniero Director de obras el que interpreta el proyecto, el contratista deberá consultarle cualquier duda que surja en su realización.

20. Durante la realización de la obra, se girarán visitas de inspección por personal facultativo de la empresa cliente, para hacer las comprobaciones que se crean oportunas. Es obligación del contratista, la conservación de la obra ya ejecutada hasta la recepción de la misma, deberá ser reparado o reconstruido por su cuenta. por lo que el deterioro parcial o total de ella, aunque sea por agentes atmosféricos u otras causas, deberá ser reparado o reconstruido por su cuenta.

21. El contratista, deberá realizar la obra en el plazo mencionado a partir de la fecha del contrato, incurriendo en multa, por retraso de la ejecución siempre que éste no sea debido a causas de fuerza mayor. A la terminación de la obra, se hará una recepción provisional previo reconocimiento y examen por la dirección técnica, el depositario de efectos, el interventor y el jefe de servicio o un representante, estampando su conformidad el contratista.

22. Hecha la recepción provisional, se certificará al contratista el resto de la obra, reservándose la administración el importe de los gastos de conservación de la misma hasta su recepción definitiva y la fianza durante el tiempo señalado como plazo de garantía. La recepción definitiva se hará en las mismas condiciones que la provisional, extendiéndose el acta correspondiente. El Director Técnico propondrá a la Junta Económica la devolución de la fianza al contratista de acuerdo con las condiciones económicas legales establecidas.

Condiciones particulares

La empresa consultora, que ha desarrollado el presente proyecto, lo entregará a la empresa cliente bajo las condiciones generales ya formuladas, debiendo añadirse las siguientes condiciones particulares:

1. La propiedad intelectual de los procesos descritos y analizados en el presente trabajo, pertenece por entero a la empresa consultora representada por el Ingeniero Director del Proyecto.

2. La empresa consultora se reserva el derecho a la utilización total o parcial de los resultados de la investigación realizada para desarrollar el siguiente proyecto, bien para su publicación o bien para su uso en trabajos o proyectos posteriores, para la misma empresa cliente o para otra.

3. Cualquier tipo de reproducción aparte de las reseñadas en las condiciones generales, bien sea para uso particular de la empresa cliente, o para cualquier otra aplicación, contará con autorización expresa y por escrito del Ingeniero Director del Proyecto, que actuará en representación de la empresa consultora.

4. En la autorización se ha de hacer constar la aplicación a que se destinan sus reproducciones así como su cantidad.

5. En todas las reproducciones se indicará su procedencia, explicitando el nombre del proyecto, nombre del Ingeniero Director y de la empresa consultora.

6. Si el proyecto pasa la etapa de desarrollo, cualquier modificación que se realice sobre él, deberá ser notificada al Ingeniero Director del Proyecto y a criterio de éste, la empresa consultora decidirá aceptar o no la modificación propuesta.

7. Si la modificación se acepta, la empresa consultora se hará responsable al mismo nivel que el proyecto inicial del que resulta el añadirla.

8. Si la modificación no es aceptada, por el contrario, la empresa consultora declinará toda responsabilidad que se derive de la aplicación o influencia de la misma.

9. Si la empresa cliente decide desarrollar industrialmente uno o varios productos en los que resulte parcial o totalmente aplicable el estudio de este proyecto, deberá comunicarlo a la empresa consultora.

10. La empresa consultora no se responsabiliza de los efectos laterales que se puedan producir en el momento en que se utilice la herramienta objeto del presente proyecto para la realización de otras aplicaciones.

11. La empresa consultora tendrá prioridad respecto a otras en la elaboración de los proyectos auxiliares que fuese necesario desarrollar para dicha aplicación industrial, siempre que no haga explícita renuncia a este hecho. En este caso, deberá autorizar expresamente los proyectos presentados por otros.

12. El Ingeniero Director del presente proyecto, será el responsable de la dirección de la aplicación industrial siempre que la empresa consultora lo estime oportuno. En caso contrario, la persona designada deberá contar con la autorización del mismo, quien delegará en él las responsabilidades que ostente.

