

UNIVERSIDAD DE MÁLAGA  
ESCUELA TÉCNICA SUPERIOR DE INGENIERÍA DE  
TELECOMUNICACIÓN



PROYECTO FIN DE CARRERA

**DEFINICIÓN Y EVALUACIÓN DE ESTRATEGIAS DE  
ENCAMINAMIENTO MULTICAMINO PARA REDES  
DE CONMUTACIÓN DE RÁFAGAS ÓPTICAS**

INGENIERÍA DE TELECOMUNICACIÓN

Málaga, 2007

Carlos García Argos



UNIVERSIDAD DE MÁLAGA

ESCUELA TÉCNICA SUPERIOR DE INGENIERÍA DE TELECOMUNICACIÓN

Titulación: Ingeniería de Telecomunicación

Reunido el tribunal examinador en el día de la fecha, constituido por:

D. \_\_\_\_\_

D. \_\_\_\_\_

D. \_\_\_\_\_

para juzgar el Proyecto Fin de Carrera titulado:

**DEFINICIÓN Y EVALUACIÓN DE ESTRATEGIAS DE  
ENCAMINAMIENTO MULTICAMINO PARA REDES  
DE CONMUTACIÓN DE RÁFAGAS ÓPTICAS**

del alumno D. Carlos García Argos

dirigido por D. Alfonso Ariza Quintana

ACORDÓ POR: \_\_\_\_\_ OTORGAR LA CALIFICACIÓN DE

\_\_\_\_\_

y, para que conste, se extiende firmada por los componentes del Tribunal, la presente diligencia.

Málaga, a \_\_\_\_\_ de \_\_\_\_\_ de \_\_\_\_\_

El Presidente:

El Secretario:

El Vocal:

Fdo. \_\_\_\_\_

Fdo. \_\_\_\_\_

Fdo. \_\_\_\_\_



UNIVERSIDAD DE MÁLAGA  
ESCUELA TÉCNICA SUPERIOR DE INGENIERÍA DE TELECOMUNICACIÓN

**DEFINICIÓN Y EVALUACIÓN DE ESTRATEGIAS DE ENCAMINAMIENTO  
MULTICAMINO PARA REDES DE CONMUTACIÓN DE RÁFAGAS ÓPTICAS**

REALIZADO POR:

Carlos García Argos

DIRIGIDO POR:

Alfonso Ariza Quintana

DEPARTAMENTO DE: Tecnología Electrónica

TITULACIÓN: Ingeniería de Telecomunicación

Palabras clave: conmutación óptica, encaminamiento adaptativo, multicamino, OBS

RESUMEN:

Este proyecto está dedicado al estudio de la aplicación de estrategias de encaminamiento multicamino a redes de conmutación de ráfagas ópticas. Se analiza mediante simulación la mejora de las prestaciones obtenida mediante la aplicación de un algoritmo de encaminamiento adaptativo, lográndose un mayor balanceo de la carga en la red y una disminución del bloqueo.

Málaga, 2007



---

## Agradecimientos

---

Este Proyecto está dedicado a mis padres, Carlos y María Dolores, por su constante apoyo a lo largo de todos estos años y a mi hermana María del Mar. También al resto de mi genial familia: Javier ( $\times 2$ ), Juan, Tito, Lula, Maricruz, Nacho, Álvaro, y a los que ya se fueron.

Mención aparte merecen Alfonso Ariza Quintana por prestarse a tutorizar este proyecto, Óscar González de Dios, compañero y tutor en Telefónica I+D, y todos los demás compañeros de la empresa, sin ningún orden en particular: Javi ( $\times 2$ ), Gerardo, Suso, Miguel, María, Pablo, Víctor, Adrián, Fran, Laura, Marian, María José, Ángel ( $\times 2$ ), Elena, Antonio, Manolo, Juanma, María, Jorge, Raúl y Juan.

Dedicado también a los amigos de siempre, como Luis, María del Mar, Llisu, Borra, Sara, Álex, Estela, Laura, Charo, y a los más recientes, como Juan, Carmen, Tania, Manu, Joe, Ángela, Julio y Arkaitz. Y por supuesto a Laura, amiga, compañera y cómplice.

Además, este Proyecto se ha hecho posible gracias al apoyo del proyecto europeo NOBEL <sup>1</sup> y a la empresa Telefónica I+D, por lo que parte de los agradecimientos van también para ambas entidades.

---

<sup>1</sup><http://www.ist-nobel.org>



---

# Índice general

---

|   |           |
|---|-----------|
| <b>1. Introducción</b>  | <b>13</b> |
| 1.1. Motivación . . . . .   | 13        |
| 1.2. Tecnologías de conmutación en redes ópticas . . . . .              | 14        |
| 1.2.1. Conmutación de Circuitos Ópticos (OCS) . . . . .                 | 15        |
| 1.2.2. Conmutación de Paquetes Ópticos (OPS) . . . . .                  | 16        |
| 1.2.3. Conmutación de Ráfagas Ópticas (OBS) . . . . .                   | 17        |
| 1.3. Evolución hacia las redes todo ópticas . . . . .                   | 18        |
| 1.4. Objetivos de este proyecto . . . . .                               | 19        |
| 1.5. Organización del proyecto . . . . .                                | 20        |
| <br>  |           |
| <b>2. Conmutación de Ráfagas Ópticas</b>                                | <b>23</b> |
| 2.1. Introducción a OBS . . . . .                                       | 23        |
| 2.2. Arquitectura de una red OBS . . . . .                              | 24        |
| 2.3. Elementos del núcleo de red . . . . .                              | 25        |
| 2.4. Dispositivos de conmutación óptica . . . . .                       | 27        |
| 2.4.1. MEMS . . . . .   | 27        |
| 2.4.2. Conmutadores termo-ópticos . . . . .                             | 28        |
| 2.4.3. Conmutadores electro-ópticos . . . . .                           | 28        |
| 2.5. Restricciones físicas en redes de conmutación de ráfagas . . . . . | 30        |
| 2.5.1. Sincronización de relojes . . . . .                              | 30        |
| 2.5.2. Atenuación . . . . .   | 30        |
| 2.5.3. Dispersión . . . . .   | 31        |
| 2.5.4. No linealidades en la fibra . . . . .                            | 32        |
| 2.6. Funcionamiento de OBS . . . . .                                    | 33        |
| 2.7. Ensamblado de ráfagas . . . . .                                    | 34        |
| 2.8. Protocolos de señalización . . . . .                               | 35        |
| 2.8.1. Protocolo <i>Just In Time</i> . . . . .                          | 36        |
| 2.8.2. Protocolo <i>Just Enough Time</i> . . . . .                      | 37        |
| 2.9. Algoritmos de planificación . . . . .                              | 38        |
| 2.9.1. Horizonte de planificación . . . . .                             | 40        |
| 2.9.2. Planificación con relleno de huecos . . . . .                    | 41        |
| 2.9.3. Comparación de los algoritmos de planificación . . . . .         | 43        |
| 2.10. Mecanismos de resolución de contienda . . . . .                   | 44        |
| 2.10.1. Retardos ópticos . . . . .                                      | 45        |
| 2.10.2. Conversión de longitud de onda . . . . .                        | 48        |
| 2.10.3. Encaminamiento por deflexión . . . . .                          | 49        |
| 2.10.4. Segmentado de ráfagas . . . . .                                 | 50        |
| 2.11. Calidad de Servicio . . . . .                                     | 50        |

|  |           |
|--|-----------|
| 2.12. Alternativas a OBS y arquitecturas derivadas . . . . .                                     | 51        |
| 2.12.1. Conmutación de ráfagas ópticas encaminadas por longitud de onda . . . . .                | 51        |
| 2.12.2. Red óptica con conmutación adaptativa de caminos . . . . .                               | 52        |
| 2.12.3. Encaminamiento por desbordamiento en redes ópticas . . . . .                             | 53        |
| 2.12.4. Conmutación de tramas G.709 . . . . .  | 54        |
| 2.12.5. Arquitectura en clústers para nodos en redes ópticas . . . . .                           | 56        |
| 2.12.6. Red óptica de transporte de ráfagas . . . . .  | 57        |
| 2.13. Estado del arte de OBS: demostradores . . . . .  | 59        |
| 2.14. Conclusiones . . . . .   | 60        |
| <b>3. Estrategias de encaminamiento para Conmutación de Ráfagas Ópticas . . . . .</b>            | <b>61</b> |
| 3.1. Introducción . . . . .  | 61        |
| 3.2. Estrategia de camino más corto . . . . .  | 63        |
| 3.3. Introducción al encaminamiento multicamino . . . . .  | 64        |
| 3.4. Multicamino con igualdad de costes . . . . .  | 65        |
| 3.5. Multicamino con varianza dinámica . . . . .   | 66        |
| 3.5.1. Descripción del algoritmo . . . . .   | 66        |
| 3.5.2. Definición del parámetro de tolerancia . . . . .  | 67        |
| 3.5.3. Reparto de la carga . . . . .   | 68        |
| 3.5.4. Ejemplo de funcionamiento . . . . .   | 69        |
| 3.6. Algoritmos de encaminamiento adaptativo aislados y distribuidos . . . . .                   | 71        |
| 3.6.1. Exclusión de caminos . . . . .  | 71        |
| 3.6.2. Múltiples opciones . . . . .  | 73        |
| 3.6.3. Camino de <i>by-pass</i> . . . . .  | 74        |
| 3.6.4. Camino distribuido con 1 alternativa . . . . .  | 74        |
| 3.6.5. Camino distribuido con $k$ alternativas . . . . .   | 75        |
| 3.6.6. Resultados obtenidos . . . . .  | 75        |
| 3.7. Estrategias de balanceo de carga dinámico basadas en la información de congestión . . . . . | 76        |
| 3.7.1. Técnica de cálculo de rutas estáticas basada en congestión . . . . .                      | 76        |
| 3.7.2. Técnica de cálculo de rutas dinámicas de menor congestión . . . . .                       | 77        |
| 3.7.3. Resultados obtenidos . . . . .  | 78        |
| 3.8. Reenvío adaptativo multicamino de ráfagas ópticas . . . . .                                 | 78        |
| 3.8.1. Resultados obtenidos . . . . .  | 80        |
| 3.9. Propuesta de estrategia: Encaminamiento Adaptativo Multicamino para OBS . . . . .           | 80        |
| 3.9.1. Descripción del algoritmo . . . . .   | 81        |
| 3.9.2. Definición de la función de coste . . . . .   | 83        |
| 3.9.3. Reparto de la carga . . . . .   | 87        |
| 3.9.4. Ejemplo de aplicación . . . . .   | 90        |
| 3.10. Conclusiones . . . . .   | 93        |
| <b>4. Implementación del simulador . . . . .</b>   | <b>95</b> |
| 4.1. Introducción al simulador ns . . . . .  | 95        |
| 4.2. Arquitectura del simulador de ráfagas ópticas . . . . .                                     | 97        |
| 4.2.1. Consideraciones iniciales . . . . .   | 97        |
| 4.2.2. Interfaz con el usuario . . . . .   | 98        |
| 4.2.3. Implementación . . . . .  | 99        |
| 4.3. Implementación de la estrategia de encaminamiento adaptativo . . . . .                      | 100       |

|           |   |            |
|-----------|---|------------|
| 4.4.      | Generación de estadísticas . . . . .                                  | 102        |
| 4.4.1.    | Análisis de estabilidad . . . . .                                     | 102        |
| 4.4.2.    | Eliminación de transitorios . . . . .                                 | 102        |
| 4.5.      | Validación del módulo de conmutación de ráfagas . . . . .             | 103        |
| 4.6.      | Conclusiones . . . . .  | 104        |
| <b>5.</b> | <b>Evaluación de prestaciones mediante simulación</b>                 | <b>105</b> |
| 5.1.      | Escenario de simulaciones . . . . .                                   | 105        |
| 5.2.      | Simulaciones con estrategia de camino más corto (SP) . . . . .        | 109        |
| 5.3.      | Simulaciones con estrategia multicamino estática (ECMP) . . . . .     | 111        |
| 5.4.      | Simulaciones con estrategia adaptativa (AMOR) . . . . .               | 114        |
| 5.5.      | Análisis de los resultados obtenidos . . . . .                        | 117        |
| 5.5.1.    | Planificación <i>Horizon</i> sin utilizar líneas de retardo . . . . . | 117        |
| 5.5.2.    | Planificación <i>Horizon</i> con líneas de retardo . . . . .          | 124        |
| 5.5.3.    | Planificación MinSV sin utilizar líneas de retardo . . . . .          | 128        |
| 5.5.4.    | Planificación MinSV con líneas de retardo . . . . .                   | 131        |
| 5.6.      | Conclusiones . . . . .  | 135        |
| <b>6.</b> | <b>Conclusiones y trabajos futuros</b>                                | <b>137</b> |
| 6.1.      | Conclusiones finales . . . . .  | 137        |
| 6.2.      | Líneas futuras de investigación . . . . .                             | 140        |
| <b>A.</b> | <b>Manual de uso del simulador</b>                                    | <b>141</b> |
| A.1.      | Creación y configuración de los nodos OBS . . . . .                   | 141        |
| A.2.      | Creación y configuración de los enlaces . . . . .                     | 142        |
| A.3.      | Creación y configuración del agente OBS . . . . .                     | 144        |
| A.4.      | Guión de generación y análisis de topologías . . . . .                | 146        |
| A.5.      | Interpretación de los resultados de trazas . . . . .                  | 147        |
| A.6.      | Modos de depuración . . . . .   | 150        |
| A.6.1.    | Depuración del agente OBS . . . . .                                   | 150        |
| A.6.2.    | Depuración de los planificadores de ráfagas y enlaces WDM . . . . .   | 151        |
| <b>B.</b> | <b>Lista de abreviaturas</b>  | <b>153</b> |



---

## Índice de figuras

---

|   |    |
|---|----|
| 1.1. Escenario de evolución de las redes ópticas . . . . .  | 18 |
| 2.1. Arquitectura genérica de una red OBS . . . . .   | 24 |
| 2.2. Arquitectura genérica de un nodo OBS del núcleo . . . . .  | 25 |
| 2.3. Arquitectura genérica de la interfaz electrónica de ingreso a la red<br>OBS de un nodo frontera . . . . .  | 26 |
| 2.4. Arquitectura genérica de la interfaz electrónica de salida de la red<br>OBS de un nodo frontera . . . . .  | 27 |
| 2.5. Funcionamiento del protocolo JIT . . . . .   | 37 |
| 2.6. Funcionamiento del protocolo JET . . . . .   | 38 |
| 2.7. Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación <i>Horizon</i> .  | 40 |
| 2.8. Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación MinSV . .   | 42 |
| 2.9. Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación MinEV . .   | 43 |
| 2.10. Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación Best Fit .   | 44 |
| 2.11. Arquitecturas de líneas de retardo con fibra . . . . .  | 47 |
| 2.12. Arquitectura WROBS . . . . .  | 52 |
| 2.13. Diferencias entre WROBS y APSON . . . . .   | 53 |
| 2.14. Esquema de un conmutador de tramas G.709 . . . . .  | 55 |
| 2.15. Ejemplo de partición de la red en la arquitectura CANON . . . . .   | 57 |
| 2.16. Arquitectura de red OBTN . . . . .  | 58 |
| 3.1. Representación de una posible función de tolerancia con $V_{max} = 4$ ,<br>$K_{up} = 1,3$ y $K_{down} = 1/K_{up}$ . . . . .                                  | 68 |
| 3.2. Ejemplo de funcionamiento de MRDV: situación inicial . . . . .   | 69 |
| 3.3. Ejemplo de funcionamiento de MRDV: incremento de carga en el en-<br>lace principal . . . . .   | 70 |
| 3.4. Ejemplo de funcionamiento de MRDV: descenso significativo de car-<br>ga en el enlace principal . . . . .   | 70 |
| 3.5. Ejemplo de aplicación de Path Excluding: el enlace A-D está saturado<br>y se utiliza la ruta A-B-C-E . . . . .   | 72 |
| 3.6. Otro ejemplo de aplicación de Path Excluding: el enlace A-D no está<br>saturado y se seleccionan tanto A-D-E como A-D-F-E, decidiendo el<br>nodo D . . . . . | 72 |
| 3.7. Ejemplo de aplicación del algoritmo Multiple Choice . . . . .  | 73 |
| 3.8. Aplicación de Bypass Path en la que el enlace D-E está saturado, por<br>lo que el nodo D desviará el tráfico del camino por C o por F . . . . .              | 74 |
| 3.9. Relación entre la carga de un enlace y su probabilidad de bloqueo . .  | 82 |
| 3.10. Ejemplo ilustrativo del incremento de la probabilidad de bloqueo con<br>el número de saltos . . . . .   | 84 |

|   |     |
|---|-----|
| 3.11. Función peso del coste de un camino en función de la probabilidad de bloqueo en el enlace para $W_{max} = 3$ , $k_{up} = 3$ , $k_{down} = 1/k_{up}$ y $p_{b_{min}} = 10^{-6}$ . . . . . | 86  |
| 3.12. Ejemplo de funcionamiento de AMOR: situación inicial . . . . .  | 91  |
| 3.13. Ejemplo de funcionamiento de AMOR: incremento de carga del enlace principal y reparto de la carga . . . . .   | 91  |
| 3.14. Ejemplo de funcionamiento de AMOR: estado final tras las sucesivas iteraciones del algoritmo . . . . .  | 92  |
| 3.15. Ejemplo de funcionamiento de AMOR: descenso significativo de la carga . . . . .   | 93  |
| 4.1. Arquitectura de un nodo <i>unicast</i> en ns-2 . . . . .   | 96  |
| 4.2. Arquitectura de un enlace unidireccional en ns-2 . . . . .   | 96  |
| 4.3. Esquema de la implementación interna de un enlace WDM unidireccional . . . . .   | 99  |
| 5.1. Red de referencia alemana de 17 nodos . . . . .  | 105 |
| 5.2. Representación de la probabilidad de bloqueo global para estrategia de camino más corto . . . . .  | 109 |
| 5.3. Retardo medio de ráfaga y número medio de saltos en la red para la estrategia de camino más corto . . . . .  | 110 |
| 5.4. Representación de la probabilidad de bloqueo global para estrategia de encaminamiento multicamino con igualdad de costes . . . . .   | 112 |
| 5.5. Retardo medio de ráfaga y número medio de saltos en la red para la estrategia de encaminamiento multicamino con igualdad de costes . . . . .   | 113 |
| 5.6. Probabilidad de bloqueo obtenida para el algoritmo AMOR con diferentes valores del peso máximo, $W_{max}$ , y el parámetro de forma de la curva, $k$ . . . . .                           | 114 |
| 5.7. Probabilidad de bloqueo obtenida para el algoritmo AMOR con diferentes valores del parámetro de forma de la curva, $k$ , manteniendo fijo el peso máximo $W_{max} = 3$ . . . . .         | 116 |
| 5.8. Representación de la probabilidad de bloqueo global usando el algoritmo AMOR con $W_{max} = 3$ y $k = 3$ . . . . .   | 117 |
| 5.9. Retardo medio de ráfaga y número medio de saltos en la red utilizando el algoritmo AMOR. . . . .   | 118 |
| 5.10. Probabilidades de bloqueo para SP, ECMP y AMOR con <i>Horizon</i> y sin FDL . . . . .   | 119 |
| 5.11. Retardo y número medio de saltos con SP, ECMP y AMOR, planificación <i>Horizon</i> y sin FDL . . . . .  | 120 |
| 5.12. Media y varianza de carga de los enlaces con SP, ECMP y AMOR, planificación <i>Horizon</i> y sin FDL . . . . .  | 122 |
| 5.13. Carga de los enlaces del nodo Frankfurt con SP, ECMP y AMOR, planificación <i>Horizon</i> y sin FDL . . . . .   | 123 |
| 5.14. Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento sin líneas de retardo . . . . .  | 124 |
| 5.15. Probabilidades de bloqueo para SP, ECMP y AMOR con <i>Horizon</i> y con FDL . . . . .   | 125 |
| 5.16. Retardo y número medio de saltos con SP, ECMP y AMOR, planificación <i>Horizon</i> y con FDL . . . . .  | 126 |

---

|   |     |
|---|-----|
| 5.17. Media y varianza de carga de los enlaces con SP, ECMP y AMOR, planificación <i>Horizon</i> y con FDL . . . . .                  | 127 |
| 5.18. Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento usando líneas de retardo . . . . . | 128 |
| 5.19. Probabilidades de bloqueo para SP, ECMP y AMOR con MinSV y sin FDL . . . . .  | 128 |
| 5.20. Retardo y número medio de saltos con SP, ECMP y AMOR, planificación MinSV y sin FDL . . . . .                                   | 129 |
| 5.21. Media y varianza de carga de los enlaces con SP, ECMP y AMOR, planificación MinSV y sin FDL . . . . .                           | 130 |
| 5.22. Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento usando líneas de retardo . . . . . | 131 |
| 5.23. Probabilidades de bloqueo para SP, ECMP y AMOR con MinSV y con FDL . . . . .  | 132 |
| 5.24. Retardo y número medio de saltos con SP, ECMP y AMOR, planificación MinSV y con FDL . . . . .                                   | 133 |
| 5.25. Media y varianza de carga de los enlaces con SP, ECMP y AMOR, planificación MinSV y con FDL . . . . .                           | 134 |
| 5.26. Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento usando líneas de retardo . . . . . | 135 |



## Introducción

---

### 1.1. Motivación

Durante los últimos años, el campo de las redes de transmisión de alta velocidad ha protagonizado un gran crecimiento, motivado por la expansión del tráfico de Internet, con la creciente demanda de aplicaciones multimedia y el aumento del tráfico *Peer to Peer (P2P)*. Esto ha provocado un incremento en las necesidades de capacidad de las redes de transporte, que puedan soportar los nuevos requisitos de ancho de banda de las redes troncales.

Este crecimiento del tráfico en las redes troncales (grandes redes de transporte que interconectan otras redes) ha acelerado la investigación en tecnologías y redes de comunicaciones ópticas, debido al gran ancho de banda que ofrece la fibra óptica. Una primera aproximación en el diseño de redes de comunicaciones ópticas son las redes con encaminamiento por longitud de onda [1]. Se trata de una tecnología basada en Conmutación de Circuitos Ópticos, *Optical Circuit Switching (OCS)*, siendo una alternativa viable y relativamente madura, que además proporciona anchos de banda considerables, suficientes para cubrir las necesidades actuales.

Sin embargo, uno de los inconvenientes que presenta la conmutación de circuitos ópticos es su falta de granularidad, al no aprovechar la multiplexación estadística para el tráfico a ráfagas existente en las redes actuales. El perfil del tráfico de datos cursado en las redes difiere de la capacidad proporcionada por las redes de circuitos, que reservan una capacidad constante en el tiempo, ya que es posible aprovechar la multiplexación estadística cuando el tráfico tiene perfil de ráfagas. Este tráfico

a ráfagas requiere conectividad de una capacidad reducida en comparación con la disponible en una longitud de onda (conectividad *sub-lambda*), de flujo no constante [2]. En el caso de dedicar circuitos para transportar tráfico con perfil de ráfagas, se desaprovecha el circuito reservado durante el tiempo en el cual no se transmiten datos.

Una solución a este inconveniente de la baja utilización de la fibra es la Conmutación de Paquetes Ópticos, *Optical Packet Switching (OPS)* [3]. Sin embargo, esta tecnología tiene aún una notable falta de madurez, lo que no permite pensar en ella como una alternativa viable a corto o medio plazo. Sí es posible realizar una conmutación del dominio óptico al electrónico únicamente de la cabecera en los nodos intermedios, mientras que el *payload* o carga de los paquetes ópticos atraviesen la red de forma transparente, sin conversiones entre los dominios electrónico y óptico. Esto implica que la cabecera se transmite por separado de la carga del paquete.

Como solución intermedia ha surgido una tecnología prometedora, denominada Conmutación de Ráfagas Ópticas, *Optical Burst Switching (OBS)* [4, 2]. OBS combina las ventajas de los modelos de conmutación de circuitos y de conmutación de paquetes, lo que permite aprovechar el ancho de banda de una manera eficiente, siendo además una alternativa viable a medio plazo a la Conmutación de Circuitos Ópticos.

Todas estas razones han hecho que la Conmutación de Ráfagas Ópticas esté recibiendo gran atención por parte de la comunidad científica, y haya multitud de propuestas y alternativas. Surge por tanto la necesidad de estudiar la aplicabilidad de estas propuestas en las redes de transporte actuales. Este estudio forma parte del objetivo de este Proyecto.

## 1.2. Tecnologías de conmutación en redes ópticas

El transporte de tráfico sobre redes ópticas se puede realizar de múltiples formas, como se ha descrito en el apartado anterior. A continuación se describen con mayor detalle las tres técnicas de conmutación anteriormente mencionadas.

### 1.2.1. Conmutación de Circuitos Ópticos (OCS)

Consiste en el establecimiento de caminos ópticos (*lightpaths*) temporales (con una duración del orden de minutos) entre los nodos de la red, para a continuación encaminar los paquetes por la longitud de onda correspondiente a los nodos de entrada y salida de la red (par origen-destino). Esto implica reservar una longitud de onda para cada camino entre dos nodos cualesquiera. En este camino no existe conversión entre los dominios eléctrico y óptico, lo que permite una elevada velocidad de transmisión. Por otro lado, los caminos se establecen por periodos largos debido a que la sobrecarga de control introducida por el tiempo de establecimiento y liberación de conexiones tiene un orden de cientos de milisegundos [2].

El inconveniente asociado con esta técnica de conmutación es que el perfil de tráfico de la mayoría de aplicaciones actuales requiere conectividad con una capacidad inferior que una longitud de onda completa (granularidad). Para empeorar la situación, además de requerirse caudales muy inferiores a los disponibles, las comunicaciones de alta velocidad entre extremos habitualmente adoptan un perfil de tráfico de ráfagas de duración muy corta. Esto contrasta con la duración media de las conexiones, del orden de varios minutos, como ya se ha descrito.

El hecho de no aprovechar la multiplexación estadística, provoca que la conmutación de circuitos ópticos no sea adecuada para soportar tráfico con perfil de ráfagas, ya que no se hace un uso eficiente del ancho de banda disponible en la fibra salvo cuando el perfil de tráfico es constante y requiera un gran ancho de banda [4].

A esta reducida eficiencia se añade la limitación que impone el número de longitudes de onda que puede transportar cada fibra, provocando un problema de escalabilidad y flexibilidad, pues cuando la red sea relativamente grande, no será posible establecer una topología completamente mallada con caminos ópticos entre todos los nodos. En cualquier caso, es necesario el empleo de algoritmos de asignación de longitudes de onda y cálculo de rutas — *Routing and Wavelength Assignment (RWA)* — para establecer los caminos ópticos sin que haya solapamiento de longitudes de onda en los nodos.

Una solución parcial al inconveniente del reducido rendimiento de la Conmutación de Circuitos Ópticos es el empleo de conversión óptica-electrónica-óptica (O/E/O) en los nodos intermedios. Sin embargo, esta aproximación no es escalable, ya que no es capaz de soportar cientos de longitudes de onda a decenas de

Gigabits por segundo cada una. Por otro lado, los conmutadores electrónicos tienen una capacidad limitada y elevados consumo de potencia y calentamiento, además de requerir costosos conversores O/E/O [2].

### 1.2.2. Conmutación de Paquetes Ópticos (OPS)

La antítesis de la conmutación de circuitos ópticos es precisamente la conmutación de paquetes ópticos, semejante a la comparación entre los circuitos permanentes y la conmutación de datagramas.

El fundamento de OPS es que los paquetes en formato electrónico se convierten al dominio óptico a la entrada de la red troncal, transmitiéndose tal cual en todo el núcleo de la red, sin ningún tipo de conversión entre los dominio electrónico y óptico.

Sin duda, este sería el escenario deseable para el despliegue de cualquier red óptica de transporte. Sin embargo, la tecnología de procesamiento óptico de las cabeceras aún no está lo suficientemente madura como para poder llevar a cabo una implantación comercial.

En una red de paquetes electrónicos, es necesario que los nodos que procesan los paquetes dispongan de memorias de encolado, para reducir el bloqueo. En Conmutación de Paquetes Ópticos, una de las limitaciones más importantes la impone la imposibilidad de “parar” la luz, es decir, no es posible almacenar los datos en formato óptico, en caso de precisarse memorias temporales para evitar la contienda en los nodos intermedios. Aunque existen líneas de retardo para poder retrasar el envío de un paquete óptico, estas tienen restricciones, ya que son muy voluminosas y el tiempo de almacenamiento es fijo [2].

Además, no existen implementaciones de las funciones propias de un nodo electrónico que se puedan realizar sobre paquetes ópticos, de entre las cuales el encaминamiento de un paquete en función de su destino es una de las más importantes. Por ello, los experimentos actuales mezclan la transmisión de los paquetes en el dominio óptico con un procesamiento electrónico de las cabeceras, que debe realizarse con restricciones de tiempo muy significativas [5].

### 1.2.3. Conmutación de Ráfagas Ópticas (OBS)

Ante la evidente complejidad de la implementación de OPS y la necesidad de mejorar el rendimiento de las soluciones basadas en OCS, surge un nuevo enfoque de conmutación óptica. En realidad, se puede considerar que es el paso intermedio entre la conmutación de circuitos y la conmutación de paquetes ópticos. En la Conmutación de Ráfagas Ópticas se aumenta la granularidad temporal de la conmutación de paquetes, con el objetivo de simplificar los requisitos físicos de esta última.

En OBS los datos se transportan sobre contenedores llamados *ráfagas*, que están formadas por varios paquetes electrónicos agrupados en colas asignadas a un nodo de destino (lo que define un par origen-destino) y diferenciadas por clase de servicio. Si el tamaño de la ráfaga es muy grande, el esquema se asemeja a OCS, mientras que si es muy pequeño, se parece a OPS.

En el esquema de funcionamiento habitual de OBS, antes de enviar cada ráfaga, es necesario enviar un paquete de control, que atraviesa todos los nodos del camino. Este paquete de control se convierte al dominio electrónico en cada nodo para configurar la matriz de conmutación del nodo, reservando los recursos en caso de que estén disponibles. Las reservas de longitud de onda son temporales, de manera que cuando se necesiten para realizar otra transmisión y queden libres, puedan usarse. Existen otros tipos de Conmutación de Ráfagas Ópticas, aunque el mecanismo descrito es el más frecuente en la literatura.

Posteriormente, el envío de la ráfaga se realizará sin ningún tipo de conversión entre el origen y el destino. Una vez en el destino, la ráfaga se convierte al dominio electrónico y se *desensambla* para recuperar los paquetes electrónicos.

En el Capítulo 2 se describirá con detalle esta estrategia de conmutación.

Los resultados obtenidos en los estudios que comparan las soluciones OBS y OCS tienen como conclusión que, para un mismo número de longitudes de onda por fibra y empleando diversos mecanismos de prevención de bloqueos en ambas aproximaciones, una red basada en OBS puede obtener una capacidad efectiva (*throughput*) un 20 % mayor que una red basada en OCS, así como una probabilidad de bloqueo inferior en varios órdenes de magnitud [6].

### 1.3. Evolución hacia las redes todo ópticas

En la Figura 1.1 se muestra gráficamente el panorama de evolución de las redes ópticas en el tiempo, en función de la complejidad y velocidad de conmutación necesarias.

Se observa que la tendencia es a migrar las redes ópticas con conmutación de circuitos hacia redes que conmuten directamente paquetes en el dominio óptico, eliminándose la conversión entre los dominios óptico y electrónico.

Además, se busca traspasar las capacidades IP al nivel físico (óptico), mejorando, entre otras ventajas, la provisión de los servicios y la capacidad de protección y restauración.

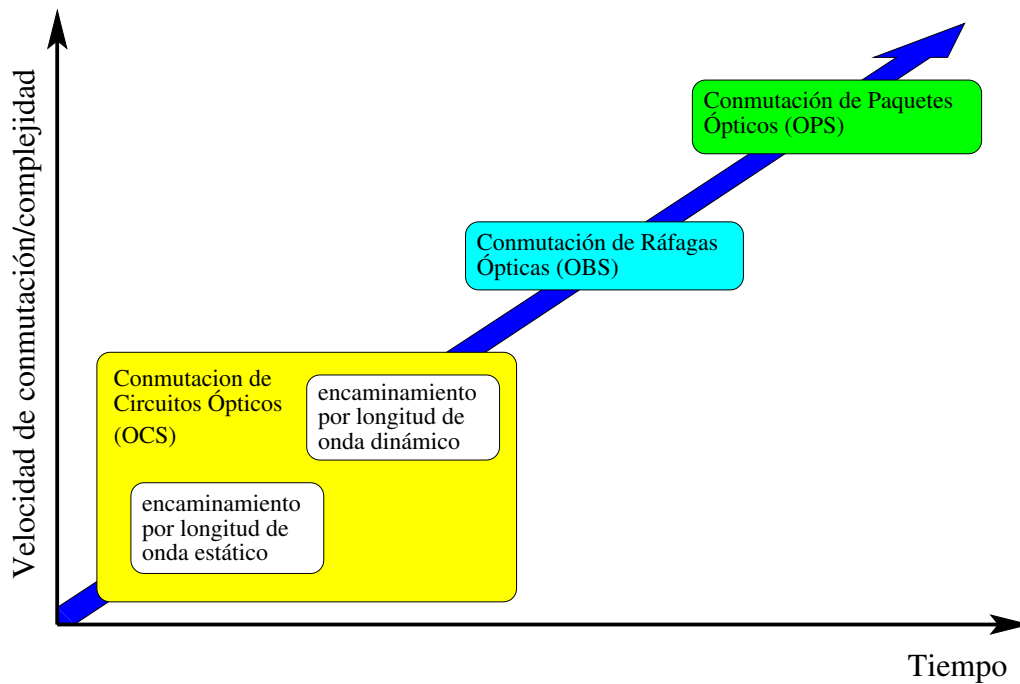


Figura 1.1: Escenario de evolución de las redes ópticas

Para conseguir el traspaso del transporte al dominio óptico es necesario eliminar las conversiones entre los dominios electrónico y óptico, como ya se ha mencionado, por lo que la tendencia a largo plazo es la conmutación de paquetes ópticos. Pero como paso intermedio, se puede estudiar la aplicación de la conmutación de ráfagas ópticas a medio plazo para aumentar la eficiencia de las redes de transporte.

Las tecnologías de conmutación de ráfagas ópticas y paquetes ópticos están en fase de investigación, y la de comercialización empezará previsiblemente dentro de

varios años. Por ello, es el momento de analizar estas tecnologías y estudiar su viabilidad, y en qué condiciones podrían ser interesantes para proporcionar un ahorro de recursos y mejora de las prestaciones globales de las redes de transporte, reduciendo los costes de infraestructuras (CAPEX) y de operación (OPEX).

Existe una serie de aspectos que es importante estudiar, relacionados con las redes de Conmutación de Ráfagas Ópticas, ya que esta técnica de conmutación difiere en gran medida de las existentes para redes IP y redes de circuitos. Por ejemplo, los temas extremo a extremo y el modelado de tráfico para dimensionado y tratamiento de la congestión en la red tienen importantes variaciones cuando se trabaja con ráfagas en lugar de paquetes y circuitos.

## 1.4. Objetivos de este proyecto

El objetivo del proyecto es estudiar la aplicabilidad de estrategias de encaminamiento multicamino en redes OBS. Los trabajos realizados hasta ahora sobre OBS se centran principalmente en la transmisión punto a punto y aspectos locales de los nodos (algoritmos de planificación, dimensionado de líneas de retardo, ensamblado de ráfagas, tecnología de conmutación óptica, etc.).

Sin embargo, se ha prestado poca atención a los temas relacionados con la interacción entre el nodo origen y el destino, principalmente el encaminamiento. Por lo general, se aplica una estrategia de camino más corto o *Shortest Path (SP)*, sin tener en cuenta el estado de la red, por lo que hay pocos trabajos que consideren un encaminamiento dinámico o multicamino. Esta estrategia de encaminamiento puede conducir a un uso ineficiente de los recursos, lo que provoca que existan algunos enlaces sobrecargados mientras que otros apenas tienen tráfico.

Como opciones para resolver esta ineficiencia normalmente se utiliza el dimensionado de la red o soluciones basadas en Ingeniería de Tráfico [7, 8, 9] que buscan rutas óptimas para equilibrar la carga en la red. Sin embargo, esta estrategia requiere un conocimiento previo del tráfico, además de no ser adecuada para situaciones en las que el perfil de tráfico es dinámico.

En cambio, cuando se utiliza una estrategia de encaminamiento multicamino, puede reducirse la congestión en la red equilibrando el tráfico, sin necesidad de conocer cómo es dicho tráfico a priori. Por ejemplo, en redes IP existe el encamina-

miento multicamino de igual coste, *Equal Cost Multi-Path (ECMP)* [10], y también se han investigado otras estrategias adaptativas, como el Encaminamiento Multicamino con Varianza Dinámica, *Multi-path Routing with Dynamic Variance (MRDV)* [11], entre otras. Algunos trabajos recientes estudian estas y otras estrategias de encaminamiento multicamino con el objetivo de reducir la probabilidad de bloqueo de la red [12, 13, 14, 15].

## 1.5. Organización del proyecto

En este Proyecto, se estudian algunas estrategias de encaminamiento y su aplicabilidad a las peculiaridades de las redes de Conmutación de Ráfagas Ópticas, realizando las adaptaciones necesarias. En esta memoria se introduce la técnica de Conmutación de Ráfagas Ópticas y se describen las estrategias de encaminamiento seguidas, así como otras estudiadas en la literatura, con especial énfasis en el encaminamiento multicamino.

En el Capítulo 2 se presenta el estado del arte en redes OBS, con el objetivo de comprender su funcionamiento, las tecnologías que permiten su implementación y las alternativas disponibles en la actualidad. También se hace un repaso a las pruebas reales de esta técnica de transmisión de datos.

Una vez comprendido el funcionamiento de la Conmutación de Ráfagas Ópticas y la problemática del encaminamiento, en el Capítulo 3 se describe la problemática del encaminamiento, además de estudiar algunas estrategias empleadas en redes OBS. Por último, se define una estrategia de encaminamiento multicamino adaptativa apropiada para redes OBS.

Esta estrategia de encaminamiento, así como la funcionalidad de la Conmutación de Ráfagas Ópticas, se han implementado en un simulador basado en ns-2. La implementación se describe en el Capítulo 4, presentándose las capacidades de los nodos OBS y el esquema de implementación del algoritmo de encaminamiento.

Este simulador se ha empleado para realizar un estudio comparativo del algoritmo de encaminamiento adaptativo propuesto, comparándose con las dos estrategias estáticas clásicas, el encaminamiento por camino más corto y el encaminamiento multicamino con igualdad de costes. Para poder extraer unas conclusiones, se ha definido un escenario de simulaciones basado en una red de referencia descrita en

el Capítulo 5, el cual también presenta los resultados obtenidos.

Por último, el Capítulo 6 contiene las conclusiones finales del trabajo desarrollado en este Proyecto, así como los posibles trabajos que puedan derivarse a partir de los resultados obtenidos.



### Conmutación de Ráfagas Ópticas

---

#### 2.1. Introducción a OBS

La idea de la Conmutación de Ráfagas Ópticas es buscar un compromiso entre eficiencia y sencillez de implementación: eficiencia que proporcionan las soluciones de red basadas en conmutación de paquetes y sencillez que ofrecen las basadas en conmutación de circuitos.

En el terreno óptico, la sencillez de la Conmutación de Circuitos Ópticos está reñida con su reducido aprovechamiento del ancho de banda disponible en la fibra óptica cuando el tráfico no es constante y elevado, como se ha mencionado en el capítulo anterior. Por otro lado, la complejidad de OPS es, en la actualidad, excesiva para ser implementada, al no existir memorias ópticas ni la lógica que haga posible el procesamiento óptico de la cabecera de los paquetes. Esto provoca que sea necesaria la conversión al dominio eléctrico, lo que provoca un retardo que no justificaría la transmisión de paquetes ópticos.

En la Conmutación de Ráfagas Ópticas se busca un grado intermedio de granularidad, para lo cual, en los nodos de entrada a la red, los paquetes en formato electrónico se agrupan formando ráfagas que se transmitirán en formato óptico por longitudes de onda reservadas únicamente durante el tiempo que dure la transmisión.

Los paquetes se agregan según ciertos criterios que dependerán de los servicios y de la propia red. La ráfaga óptica formada con los datos no se procesa en los nodos

intermedios, éstos únicamente encaminan las longitudes de onda de entrada a los puertos de salida, basándose en información que se ha recibido previamente a la llegada de la ráfaga para poder realizar el encaminamiento.

## 2.2. Arquitectura de una red OBS

En la Figura 2.1 se representa la arquitectura de una red OBS genérica, formada por nodos frontera (*Edge router*) y nodos del núcleo (*Core router*).

Los nodos frontera o de ingreso agregan los paquetes de nivel de enlace y superiores (IP, Ethernet, etc.) y los envían al núcleo de la red todo óptica como una ráfaga óptica. Además, cuando reciben una ráfaga de la que son el destino, la desensamblan y extraen los paquetes.

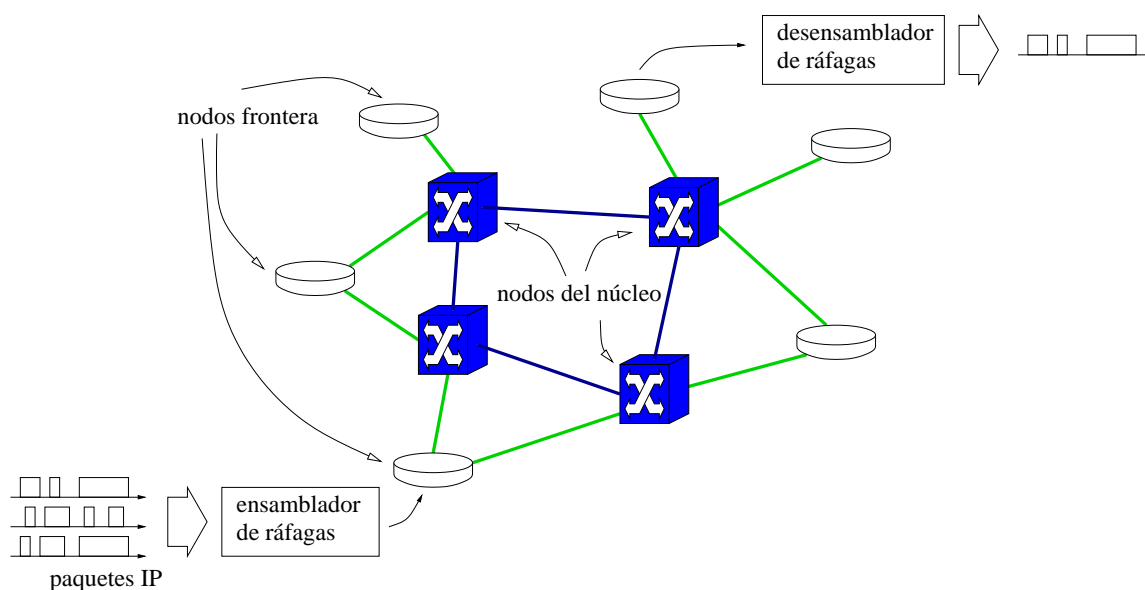


Figura 2.1: Arquitectura genérica de una red OBS

La ráfaga formada en el nodo frontera se transmite por la longitud de onda asignada en el momento de la reserva de recursos. La transmisión por el núcleo de la red es transparente, esto es, sin conversión óptica-electrónica-óptica (O/E/O).

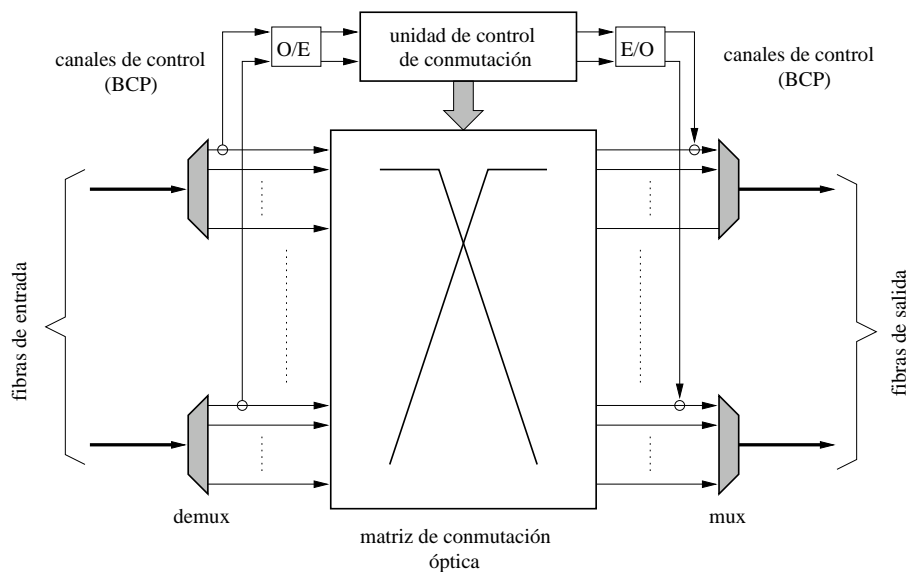
El paquete de control de la ráfaga se transmite por un canal (longitud de onda) propio, y éste sí será procesado de forma electrónica por los nodos del núcleo de la red.

## 2.3. Elementos del núcleo de red

El núcleo de la red está formado por dos tipos de nodos:

- **Nodos del núcleo (Core Node):**

Su función es la de procesar electrónicamente los paquetes de control de ráfaga, para reservar los recursos y enviarlos a los siguientes nodos que correspondan al enrutado. Por tanto, en estos nodos es necesario realizar conversión O/E/O de dichos paquetes.



*Figura 2.2: Arquitectura genérica de un nodo OBS del núcleo*

Las ráfagas de datos se transmiten de forma transparente, sin que sufran conversión O/E/O, ya que los componentes que permiten transmitir la ráfaga óptica al siguiente nodo (matriz de conmutación, líneas de retardo, etc.) ya están configurados cuando la ráfaga llega al nodo. Es posible que incluya elementos adicionales para reducir el bloqueo en la planificación de las ráfagas.

Una posible arquitectura para este tipo de nodo está representada de forma esquemática en la Figura 2.2, y consta de una matriz de conmutación óptica, demultiplexores de entrada para los canales de cada fibra, multiplexores a la salida y una unidad de control que procesa los paquetes de control de ráfaga que han sido previamente convertidos a formato electrónico. Con la información contenida en el paquete de control se configura la matriz óptica para rea-

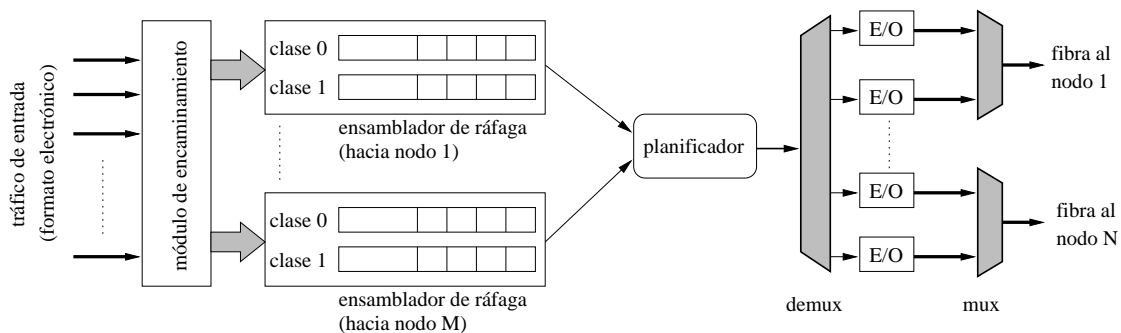
lizar el encaminamiento de las ráfagas en caso de que el puerto de salida esté disponible en el momento de llegada de la ráfaga [2], [16].

■ **Nodos frontera (Edge Node):**

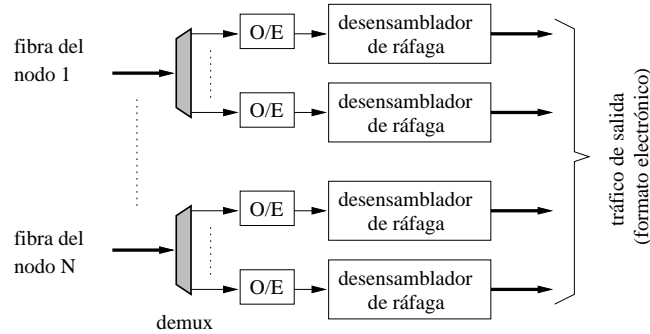
La función de los nodos frontera es la de crear las ráfagas ópticas a partir de los paquetes electrónicos que entran a la red. Procesan los datos en formato electrónico y crean los paquetes de control de ráfaga para reservar el camino óptico por el que se transmitirá la ráfaga.

Está formado por dos componentes principales: un router electrónico y una interfaz OBS. El router electrónico está formado por dos partes, que conforman las unidades de ingreso y de salida de la red. La unidad de ingreso está formada por un agregador de ráfaga, un módulo de encaminamiento y unos planificadores que generan los paquetes de control para establecer los caminos temporales. La arquitectura de la unidad de ingreso está detallada en la Figura 2.3, donde se observa que el ensamblador de ráfaga puede tener varias colas, correspondientes a varias clases de servicio. El módulo de encaminamiento selecciona la cola hacia la que va cada paquete, en función del destino (los M posibles nodos de la red) y su clase de servicio.

Por otro lado, la unidad de salida de la red OBS se ilustra en la Figura 2.4, constando básicamente de los conversores óptico-electrónico para cada canal y los desensambladores de ráfaga para dirigir los paquetes de niveles superiores a sus respectivos destinos [16], [17].



**Figura 2.3:** *Arquitectura genérica de la interfaz electrónica de ingreso a la red OBS de un nodo frontera, que genera las ráfagas y los paquetes de control, convirtiéndolos a formato óptico y enviándolos a los nodos del núcleo de la red. Se considera el nodo conectado a N nodos del núcleo a través de N fibras, y M es el número de destinos posibles*



**Figura 2.4:** Arquitectura genérica de la interfaz electrónica de salida de la red OBS de un nodo frontera, que convierte las ráfagas ópticas provenientes de cada canal a paquetes electrónicos. Se considera el nodo conectado a N nodos del núcleo a través de N fibras

A pesar de la separación que se hace entre nodos frontera y nodos del núcleo, se puede considerar que existe un único tipo de nodo que integra todas estas funciones, y que actuará como nodo frontera o de núcleo en función del tramo de red en el que se encuentre.

## 2.4. Dispositivos de conmutación óptica

Las técnicas de conmutación de señales ópticas son muy importantes en la implementación de las matrices de conmutación de los nodos del núcleo de la red OBS. La tecnología utilizada marcará los parámetros fundamentales que definen el comportamiento del conmutador, como el tiempo de reconfiguración de la matriz, las pérdidas de inserción y la escalabilidad, que limitan tanto el número de puertos que se pueden controlar como el rendimiento final de la red.

Por ello, en la actualidad hay un gran interés en la investigación de los dispositivos que permitan realizar estos conmutadores con las mejores características posibles de velocidad y escalabilidad, así como con un coste reducido.

A continuación se resumen algunas de las tecnologías usadas para implementar conmutadores ópticos [18, 19], describiendo sus ventajas y sus inconvenientes.

### 2.4.1. MEMS

Los Sistemas Micro-Electro-Mecánicos — *Micro Electro-Mechanical System (MEMS)* — ópticos son dispositivos con funcionalidades ópticas, eléctricas y mecánicas simultáneamente. Se fabrican utilizando procesos derivados de la fabricación de dis-

positivos microelectrónicos, montando dispositivos mecánicos en miniatura sobre sustrato de Silicio. Este tipo de dispositivos aplicados a la conmutación óptica proporcionan una elevada escalabilidad, así como insensibilidad a la polarización e independencia de la longitud de onda usada.

Dentro de los MEMS para conmutación óptica, se pueden distinguir entre dispositivos guiados y conmutadores de espacio libre, y también se pueden clasificar según su configuración, que puede ser en plano (2D) o espacial (3D) [20, 21].

### 2.4.2. Conmutadores termo-ópticos

Los conmutadores termo-ópticos se basan en el efecto termo-óptico de las guías de onda o el fenómeno térmico de algunos materiales. Tienen como ventaja una gran insensibilidad a la polarización de la luz y sus tiempos de conmutación son del orden de 1 milisegundo.

Este tipo de conmutadores pueden fabricarse utilizando tecnología de Circuito Planar de Ondas de Luz o *Planar Lightwave Circuit (PLC)*.

Se dividen en dos tipos básicos, que son los Conmutadores Ópticos Digitales — *Digital Optical Switch (DOS)* — y los conmutadores interferométricos.

### 2.4.3. Conmutadores electro-ópticos

Estos conmutadores utilizan efectos electro-ópticos, que permiten mayores velocidades de conmutación. Existen varios tipos: conmutadores de Niobato de Litio ( $\text{LiNbO}_3$ ), basados en Amplificadores Ópticos de Semiconductor, o *Semiconductor Optical Amplifier (SOA)*, conmutadores de cristal líquido, conmutadores electroholográficos y conmutadores de guía basada en rejilla de Bragg conmutables electrónicamente.

#### Niobato de Litio

El Niobato de Litio posee un elevado coeficiente electro-óptico, parámetro físico que describe el cambio del índice de refracción de un material al aplicarle una tensión eléctrica, convierte a este material en un buen candidato para construir acopladores direccionales basados en interferencia, basando su funcionamiento en el cambio del índice de refracción en la zona de acoplamiento.

Se trata de un material con velocidad de conmutación elevada, su tiempo de conmutación es del orden de 5 nanosegundos y tiene un fuerte aislamiento. Sin embargo, este material no está exento de problemas, como son sus elevadas pérdidas de inserción y una escalabilidad reducida.

### **Cristal Líquido**

Los conmutadores de cristal líquido, o *Liquid Crystal (LC)*, funcionan mediante el control de la polarización de la luz a través del efecto electro-óptico. Su coeficiente electro-óptico es muy superior al del Niobato de Litio, lo que hace de los conmutadores LC uno de los materiales electro-ópticos más eficientes.

Los conmutadores de cristal líquido se caracterizan por tener pérdidas de inserción reducidas (1 o 2 dB) y buena escalabilidad. Por contra, sus tiempos de conmutación son del orden de milisegundos o decenas de microsegundos, tienen mal aislamiento y son dependientes de la longitud de onda.

Por otro lado, los conmutadores ópticos LC holográficos tienen otras ventajas, como poseer pérdidas de inserción constantes cuando se aumenta el número de canales, alineamiento adaptativo para corregir defectos de fabricación, y tiempos de conmutación del orden de 10-50 nanosegundos.

### **SOA**

Esta tecnología está recibiendo gran atención recientemente para diversas aplicaciones ópticas, y está basada en los Amplificadores Ópticos de Semiconductor, o SOA. En esta tecnología, se utilizan amplificadores como puertas lógicas para implementar las funciones de conmutación.

Como ventajas de los conmutadores basados en SOA, destacan sus reducidas pérdidas de inserción, al poderse compensar con la amplificación, tiempos de conmutación del orden de 100 picosegundos y una gran modularidad y escalabilidad. Sin embargo, tienen como inconveniente fundamental su elevado nivel de ruido.

## 2.5. Restricciones físicas en redes de conmutación de ráfagas

A la hora de diseñar una red de Conmutación de Ráfagas Ópticas, es necesario tener en cuenta los límites físicos de los dispositivos ópticos. A continuación se describen algunas de estas limitaciones aplicables a estas redes.

### 2.5.1. Sincronización de relojes

Los dispositivos receptores utilizados en los sistemas de transmisión óptica actuales no son adecuados para las redes de conmutación de ráfagas. Esto es así porque dichos dispositivos requieren que las señales de entrada tengan potencia y fase constante, cosa que no ocurre en las redes de ráfagas, al no existir señal en todo momento, sino sólo en los momentos en que se transmiten las ráfagas.

Los receptores en modo ráfaga están diseñados para adaptarse a la fase y la potencia variantes de las ráfagas recibidas. Otra característica importante de estos receptores es su elevada velocidad de adquisición del reloj. Se han llevado a cabo experimentos en laboratorio con receptores capaces de recuperar el sincronismo de una señal de 2,5 Gbps o de 10 Gbps en decenas de nanosegundos [22].

### 2.5.2. Atenuación

Cuando una señal óptica se propaga por la fibra, su potencia se ve reducida debido a la atenuación del medio. Esta atenuación es dependiente de la longitud de onda de la señal, y está provocada por la absorción y la dispersión de Rayleigh, principalmente.

La absorción del material está causada por las impurezas que se introducen en el proceso de fabricación de la fibra. Esta absorción es reducida para la mayoría de fibras en los rangos de longitudes de onda de interés, esto es, entre 800 y 1600 nm.

Por contra, la dispersión de Rayleigh está causada por la falta de homogeneidad del material del que se fabrica la fibra, que provoca pequeñas variaciones del índice de refracción. Este fenómeno provoca que la luz se disperse en todas direcciones al interactuar con partículas de dimensiones muy inferiores a la longitud de onda, pero que no implican un cambio de energía (por tanto, de longitud de onda) de la

luz. Por ello, parte de la potencia de la luz se pierde al escapar al confinamiento de la fibra.

En una red de conmutación de ráfagas ópticas, la atenuación limita la distancia máxima a la que puede transmitirse una ráfaga de forma óptica. Esta limitación puede salvarse en parte mediante el uso de amplificadores ópticos, si bien estos introducen ruido.

### 2.5.3. Dispersión

Cuando una señal óptica está formada por varias longitudes de onda, cada una de las componentes viajará a velocidades diferentes. Esta diferencia de velocidad provoca que la señal se ensanche en el dominio del tiempo, efecto conocido como dispersión. Existen varios tipos de dispersión, entre los que se encuentran la dispersión modal y la dispersión cromática.

La dispersión modal se da cuando se propagan varios modos de la señal a diferentes velocidades por la fibra. Este tipo de dispersión puede eliminarse mediante el uso de fibras monomodo, que tienen un diámetro del núcleo suficientemente reducido como para capturar un único modo de la señal.

Por otro lado, la dispersión cromática se produce como resultado de la variación de la velocidad de la luz con la longitud de onda de dicha luz. Por tanto, si la señal transmitida consta de más de una longitud de onda, algunas componentes viajarán más rápido y otras más despacio.

La dispersión cromática puede ser causada por el material, en el cual el índice de refracción varía con la longitud de onda, o bien por la dependencia del índice de refracción con la fracción de potencia que viaja por el núcleo y la fracción que viaja por el revestimiento de la fibra.

Es posible fabricar fibras con dispersión nula en la ventana entre 1300 nm y 1700 nm [23], aunque restringido a una longitud de onda.

La dispersión en la fibra produce interferencia intersimbólica, que implica que pulsos de luz que se encuentren muy próximos pueden ser indistinguibles si la dispersión es elevada.

Adicionalmente, debido a la dispersión se pueden producir problemas de sincronización en las redes de conmutación de ráfagas ópticas, ya que el paquete de

control (o cabecera) de la ráfaga normalmente se transmite por una longitud de onda diferente de la que se utiliza para enviar la ráfaga. Cada una de estas longitudes de onda experimentará una dispersión diferente, provocando que la ráfaga pueda acercarse al paquete de control, o alejarse de él. Este efecto hace necesario ajustar la temporización y establecer márgenes de tiempo para compensar posibles desplazamientos, de manera que no haya problemas con la conmutación de las ráfagas.

#### 2.5.4. No linealidades en la fibra

Los efectos no lineales de la fibra, tales como la dispersión de Raman — *Stimulated Raman Scattering (SRS)* —, la dispersión estimulada de Brillouin — *Stimulated Brillouin Scattering (SBS)* — o diversos tipos de mezcla no lineal, tienen un efecto limitador sobre la velocidad de transmisión, el número de canales, el espaciado de los canales y la potencia de la señal transmitida [24].

El mezclado de canales provoca que aparezcan productos de intermodulación, que puede implicar la generación de señales a longitudes de onda que se usan para otros canales de datos, es decir, interferencias. Este problema puede aliviarse con el uso de canales espaciados desigualmente [25].

En la dispersión estimulada de Raman, al incidir la luz sobre el medio material, parte de la potencia sufre un desplazamiento de frecuencia, generando otras longitudes de onda diferentes a la de la luz incidente por interacción con las vibraciones moleculares del material. La dispersión de la señal aumenta cuando se incrementa la potencia de la señal de entrada.

En el caso de la dispersión estimulada de Brillouin, sigue el mismo principio, pero este tipo de dispersión se produce por interacciones acústicas del medio.

En sistemas multicanal, es necesario mantener la potencia de cada canal por debajo de cierto umbral para reducir las pérdidas de potencia que se producen en los canales de menor longitud de onda hacia los canales de mayor longitud de onda.

Además de utilizar potencias reducidas para limitar los efectos de la dispersión, es posible utilizar técnicas como la inversión espectral para cancelar los efectos producidos por la dispersión de Raman [26] o la modulación por cruce de fase para suprimir la dispersión de Brillouin [27].

## 2.6. Funcionamiento de OBS

El funcionamiento de la conmutación de ráfagas ópticas se basa en los siguientes supuestos de partida:

- Las ráfagas pueden ser de tamaño fijo o variable, dependiendo del mecanismo de ensamblado. Por lo general, contendrán un elevado número de paquetes.
- Los nodos operan de forma asíncrona e independiente entre ellos.
- Fuerte separación entre los planos de datos y de control:
  - ▶ La ráfaga de control se transmite en un canal dedicado y se procesa electrónicamente en cada nodo intermedio.
  - ▶ La ráfaga de datos se transmite y se conmuta de forma transparente.
- Aprovecha la multiplexación estadística en el dominio óptico para realizar un mayor aprovechamiento de los recursos.

El proceso de transmisión más habitual en OBS es el siguiente:

1. Los paquetes se agregan en el *buffer* electrónico de un nodo frontera, ensamblándose en una ráfaga aquellos que tengan un mismo nodo frontera como destino.
2. El nodo frontera origen envía un paquete de control para reservar recursos para la ráfaga, llamado Paquete de Control de Ráfaga, o *Burst Control Packet (BCP)*.
3. Un cierto tiempo después (*offset*) se envía la ráfaga, que llegará al destino si se ha podido planificar correctamente en todos los nodos intermedios.
4. Los nodos intermedios tienen tiempo para preparar los recursos, ya que el paquete de control llega cierto tiempo (tiempo de *offset*) antes que la ráfaga.

Este esquema de funcionamiento puede variar, por ejemplo con diferentes protocolos de señalización (confirmación de la reserva de recursos por ejemplo) o usando ráfagas de longitud fija. En un apartado posterior se verán otras variaciones a este modo de funcionamiento de OBS.

Adicionalmente, es posible eliminar la restricción del *offset* definida, mediante la inclusión de retardos ópticos a la entrada de los nodos del núcleo, que permitan almacenar durante un tiempo limitado la ráfaga hasta que se procese el paquete de control.

## 2.7. Ensamblado de ráfagas

El ensamblado de las ráfagas es el proceso de agrupar los paquetes de datos procedentes de capas superiores (en formato electrónico) en los nodos de ingreso a la red OBS. Los paquetes entrantes al nodo se almacenan temporalmente en colas de acuerdo a su destino y, opcionalmente, a su clase de servicio.

El mecanismo de ensamblado de las ráfagas deberá colocar esos paquetes en las ráfagas adecuadas basándose en alguna política de ensamblado.

Estas políticas se basan en un parámetro básico, que es el criterio que determina cuándo crear una ráfaga y enviarla al núcleo de la red. Este criterio determina la característica de llegada de ráfagas a la red OBS. Existen varios tipos de técnicas de ensamblado que se adoptan en los estudios actuales sobre OBS, siendo las más importantes las basadas en tiempo y en número de paquetes [28]:

- Basadas en tiempo: las ráfagas se crean en intervalos de tiempo fijo. Esto implica que la longitud de las ráfagas varía cuando la carga de entrada al nodo cambia.
- Basadas en número de paquetes o tamaño de la ráfaga: en este caso se establece un umbral de número de paquetes que puede contener una ráfaga, y cuando se alcanza ese umbral, se forma la ráfaga y se envía. Por tanto, las ráfagas son de tamaño fijo, pero se enviarán en intervalos de tiempo no periódicos.

Las dos aproximaciones son similares, ya que con una tasa de llegadas constante, un valor umbral de número de paquetes puede asemejarse a un límite de tiempo, y viceversa, por lo que las ráfagas son todas de tamaños similares [29].

Además, ambas técnicas padecen problemas complementarios, ya que un umbral de tiempo puede provocar que con niveles de carga elevados las ráfagas sean muy grandes. Por otro lado, un ensamblado basado en número de paquetes puede

provocar retardos grandes cuando la carga es baja, mientras se espera que se llegue al umbral de paquetes [2].

Por eso, existe otra aproximación al problema del ensamblado de ráfagas, una combinación de ambos esquemas: establecer un umbral de número de paquetes y un temporizador, de manera que haya un tiempo máximo que se espera para formar la ráfaga y también se asegura que las ráfagas no son demasiado grandes. La ráfaga se envía cuando se llegue al primer umbral de los establecidos [30].

Adicionalmente, es posible proveer de calidad de servicio mediante técnicas especiales de ensamblado de ráfagas en combinación con segmentado, aplicando prioridades a las ráfagas o a ciertos segmentos de las mismas [29].

Por último, también es posible utilizar técnicas adaptativas, en las que los temporizadores y cuentas de paquetes se ajustan de forma dinámica según varíe el perfil de tráfico [31].

## 2.8. Protocolos de señalización

En los esquemas de reserva de recursos, la transmisión va precedida de un mensaje de establecimiento de conexión para que los nodos reserven los recursos necesarios para la transmisión.

La señalización de la reserva de recursos se puede hacer de diferentes formas:

- Esquema de reserva con confirmación (*Tell-and-wait* o *two-way*): se envía un mensaje de establecimiento (SETUP) para la reserva de recursos, el cual debe ser confirmado por los nodos intermedios, con un mensaje de reconocimiento (ACK) en caso de confirmar la reserva y un mensaje de rechazo de conexión (NAK) en caso de no existir recursos disponibles. Si la reserva falla, puede volver a repetirse la fase de establecimiento. El inconveniente de este esquema es que el tiempo de establecimiento es muy elevado.
- Esquema de reserva sin confirmación (*Tell-and-go* o *one-way*): en primer lugar se envía el mensaje de establecimiento, pero no se espera a recibir confirmación para enviar los datos, sino que se envían pasado un cierto tiempo de *offset* preestablecido. La reserva de recursos se puede hacer tras la recepción del mensaje de establecimiento, en cuyo caso se denomina inmediata o explícita,

o bien en el tiempo que se espera lleguen los datos, llamándose en este caso retardada o implícita. La liberación de los recursos puede realizarse en base a la longitud de la ráfaga, denominándose implícita, o bien utilizando otro paquete de control, en cuyo caso se trata de una liberación explícita.

El esquema de señalización más usado en OBS es *Just Enough Time (JET)*, que está basado en reserva de recursos sin confirmación, con reserva retardada. En este esquema, si algún nodo no puede reservar los recursos necesarios para la transmisión de la ráfaga, la ráfaga se transmite hasta dicho nodo, pero se descarta al llegar al mismo, al tratarse de un esquema de señalización sin asentimiento.

### 2.8.1. Protocolo *Just In Time*

*Just In Time (JIT)* [32] es un esquema basado en el esquema de reserva de recursos con confirmación. Las peticiones de transmisión de una ráfaga se envían a un planificador central, que es quien decide el momento en que se transmitirá la ráfaga.

La expresión *Just In Time* hace referencia a que en el momento de llegada de la ráfaga a un nodo intermedio, la matriz de conmutación ya está configurada.

El tiempo de establecimiento es explícito, mientras que el instante de liberación puede ser explícito o implícito, al terminar de transmitirse la ráfaga. La Figura 2.5 ilustra la reserva de recursos mediante el protocolo JIT en una red OBS, transmitiéndose en primer lugar el paquete de control (BCP). El último nodo transmitirá un paquete de confirmación de la reserva (ACK) en caso de que disponga de recursos disponibles, y la ráfaga se transmitirá cuando la confirmación llegue al nodo de origen (A). Por el contrario, si en algún nodo no es posible reservar los recursos, se enviará un paquete de rechazo de la conexión, por lo que la ráfaga no se transmitirá.

Existe una versión distribuida de JIT, llamada *Reservation with Just In Time*, que requiere el envío de una copia de la petición a todos los nodos, cada uno con su planificador, de manera concurrente. De esta manera, todos los nodos están sincronizados y comparten información de estado del enlace. Esto hace más complicada la implementación del esquema de señalización.

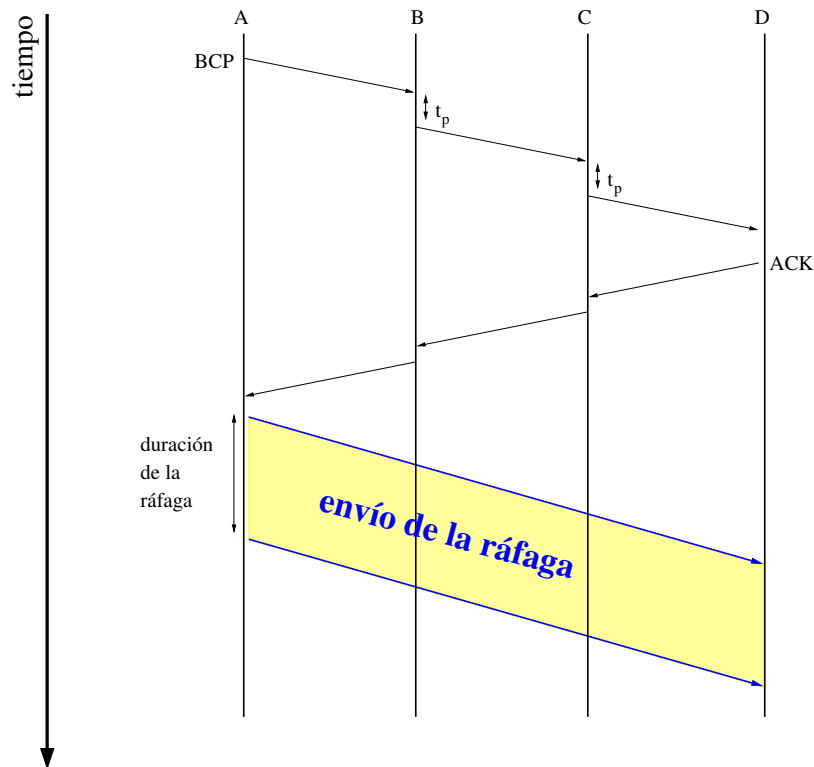


Figura 2.5: Funcionamiento del protocolo JIT

### 2.8.2. Protocolo *Just Enough Time*

JET es del tipo reserva sin confirmación, por lo que no se requiere sincronización de todos los nodos, y en este caso la implementación distribuida es más sencilla. Como se ha mencionado anteriormente, se basa en el esquema *tell-and-go*, utilizando reserva retardada y liberación implícita.

La señalización se envía por un canal dedicado, fuera de banda, y los tiempos de setup y liberación de los recursos se estiman a partir de la información que se incluye en el paquete de control:

- **Nodo destino:** usado por el algoritmo de encaminamiento para decidir el siguiente nodo al que se enviará el paquete de control y con el que se establecerá el camino óptico.
- **Canal de datos por el que se envía la ráfaga:** la longitud de onda que se debe reservar, en caso de estar disponible.
- **Tiempo de *offset*:** se utiliza para estimar el instante en que se deben reservar los recursos. Se ajusta al valor resultante de multiplicar el tiempo de procesamiento del

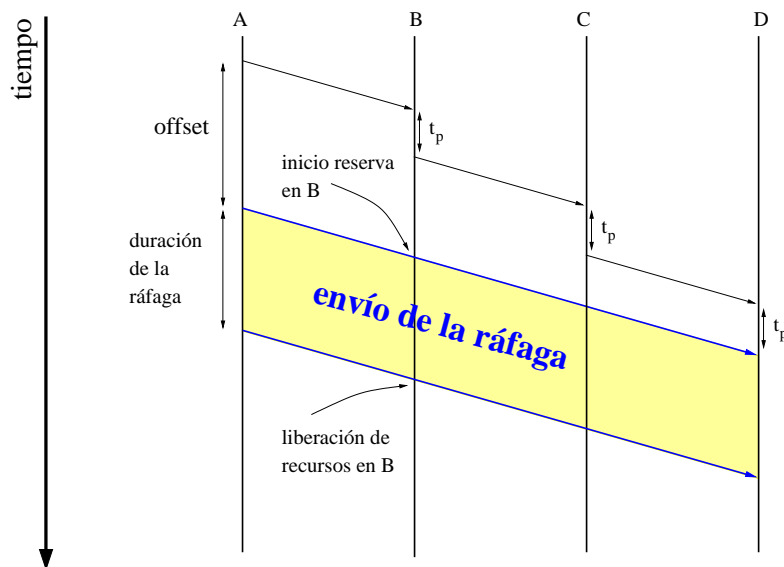


Figura 2.6: Funcionamiento del protocolo JET

mensaje de control y el retardo de transmisión en cada nodo por el número de saltos existente entre origen y destino. Esto es, en cada nodo se compensa el retardo que introduce el propio procesamiento del paquete de control.

- Longitud de la ráfaga: sirve para estimar el tiempo en el que se liberarán los recursos.

Este protocolo no requiere ningún tipo de retardo óptico en los nodos intermedios, gracias a la reserva retardada.

Aunque el tiempo de *offset* es habitual tenerlo en cuenta en las implementaciones del esquema de señalización, también es posible utilizar mecanismos de compensación, que permitan que una ráfaga no se pierda si el retardo del paquete de control aumenta. Lo que se hace es retrasar la ráfaga a la entrada del nodo mientras se procesa el paquete de control, mediante el uso de líneas de retardo, las cuales se describirán en el apartado 2.10.

En la Figura 2.6 se ilustra el funcionamiento del protocolo JET.

## 2.9. Algoritmos de planificación

Cuando una ráfaga llega a un nodo, debe asignarse una longitud de onda y un intervalo de tiempo en el enlace de salida apropiado para que la ráfaga siga su ca-

mino hacia el destino. La planificación tiene lugar tanto en los nodos del núcleo de red como en los nodos frontera. Adicionalmente, al estudiar la planificación, se considerará que los nodos OBS soportan conversión total de longitud de onda, de manera que una ráfaga en una longitud de onda en el interfaz de entrada puede salir por una longitud de onda diferente en el interfaz de salida.

La planificación de los canales en redes OBS difiere de la planificación de paquetes IP tradicional, ya que en los routers IP existen memorias que permiten almacenar los paquetes temporalmente, lo que reduce la probabilidad de bloqueo de los paquetes. Sin embargo, en la Conmutación de Ráfagas Ópticas, una vez que llega una ráfaga al nodo, debe enviarse directamente al siguiente nodo, sin ningún tipo de almacenamiento temporal.

La llegada del paquete de control al nodo inicia el proceso de planificación de la ráfaga que llegará pasado el tiempo de guarda. El tiempo de guarda se añade al principio o al final de la planificación de cada ráfaga para permitir a la matriz de conmutación que se configure para dirigir la ráfaga entrante al puerto de salida. Por tanto, la tecnología empleada en la matriz de conmutación determinará el tiempo de guarda que debe utilizarse. Este tiempo de guarda, que es tiempo no aprovechado para cursar tráfico, provoca que la utilización de los enlaces no pueda ser del 100 %, de manera que es interesante buscar dispositivos que conmuten muy rápido, como se ha mencionado en el apartado 2.4.

El planificador analiza el paquete de control, extrayendo los datos que precisa para realizar la planificación:

- Tiempo de llegada de la ráfaga: determinará si al nodo le dará tiempo a reconfigurar su matriz de conmutación óptica y establece el instante inicial de la reserva de recursos.
- Duración de la ráfaga: este parámetro determina el instante final de la reserva de recursos.

Una vez obtenidos estos datos del paquete de control de la ráfaga, el planificador comprueba si es posible reservar la longitud de onda en el enlace de salida durante ese tiempo, añadiéndole el tiempo de guarda necesario para configurar la matriz de conmutación óptica.

Si no es posible reservar la longitud de onda durante el tiempo marcado por el BCP, se debe resolver con alguna de las técnicas de resolución de contienda descritas en el apartado 2.10, y si no es posible resolver la contienda, se descartará la ráfaga y el paquete de control no seguirá su camino. En caso de utilizarse un esquema de señalización JIT, se enviará el mensaje de negación de reserva, mientras que si se emplea JET, no se enviará ningún mensaje y la ráfaga se perderá en el nodo que no haya podido realizar la reserva.

Existen diferentes algoritmos de planificación de las ráfagas, que se diferencian básicamente en la manera de aprovechar las líneas de tiempo de las diferentes longitudes de onda del interfaz de salida. Además, la complejidad y la información que necesita almacenar el nodo varían según el algoritmo. A continuación se describirán las técnicas de planificación más habituales en OBS.

### 2.9.1. Horizonte de planificación

También conocido como *Latest Available Unscheduled Channel (LAUC)* u *Horizon*, es un algoritmo que planifica una ráfaga entrante en el canal de salida que tenga el horizonte de planificación más lejano, siempre que no se solape con la reserva entrante.

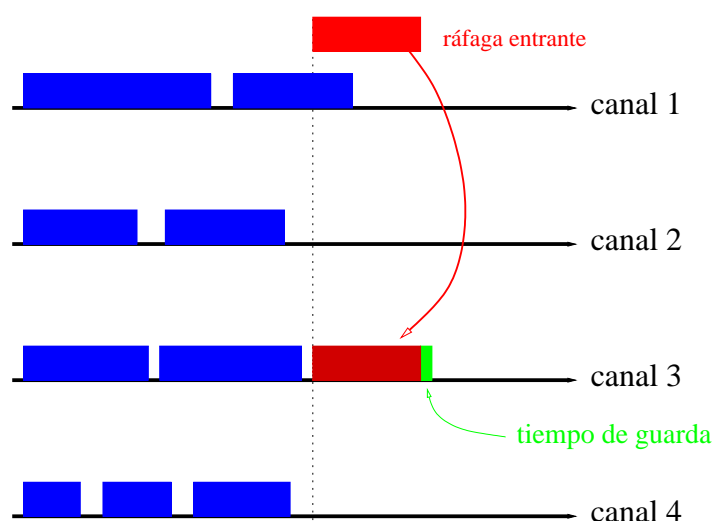


Figura 2.7: Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación Horizon

La Figura 2.7 ilustra la planificación de una ráfaga entrante en un instante de tiempo, con 4 canales disponibles para la interfaz de salida.

En el canal 1 no puede planificarse la ráfaga, ya que su horizonte de planificación se solapa con la planificación de la ráfaga entrante, de manera que sólo podría planificarse en los canales 2, 3 y 4.

Después de descartarse el canal 1, los canales 2 y 4 tienen horizontes de planificación más cercanos que el canal 3, que dejaría un hueco menor en el planificador, por lo que la ráfaga se planificará en el canal 3.

Además del tiempo de duración de la ráfaga, se planifica un breve tiempo adicional, llamado tiempo de guarda, que deja tiempo a la matriz de conmutación para configurarse entre ráfagas, como se ha descrito anteriormente.

La implementación de este algoritmo necesita almacenar el instante final que está planificado en cada longitud de onda, considerando los tiempos de guarda. A este instante final de planificación se le llama *horizonte*, de ahí el nombre del mecanismo de planificación.

### 2.9.2. Planificación con relleno de huecos

El problema del algoritmo de planificación *Horizon* es, principalmente, que no permite planificar una ráfaga entre dos planificaciones ya realizadas. Es posible que existan huecos en el esquema de planificaciones de los canales, sobre todo al emplear retardos ópticos con granularidades del orden del tamaño medio de las ráfagas. Esto provoca que el aprovechamiento de los recursos disminuya y aumente la contienda.

Por ello, existe una variante de LAUC, llamada *Latest Available Unscheduled Channel with Void Filling (LAUC-VF)*, que consiste en planificar en el canal disponible pero rellenando los huecos, cuando sea posible.

Existen tres variantes [2] de LAUC-VF, en función del tipo de relleno de huecos que se realice:

#### **Minimizar el hueco al principio de la ráfaga**

Esta estrategia busca conseguir que el hueco que existe entre la ráfaga entrante y la ráfaga anterior en la planificación sea mínimo. Para ello, es necesario buscar en todas las planificaciones cuál de las que disponen de sitio para la ráfaga entrante tiene mayor horizonte de planificación de la ráfaga inmediatamente anterior.

Este algoritmo se conoce como *Minimum Starting Void (MinSV)*, ya que hace mínimo el hueco entre el instante inicial de la ráfaga y el final de la anterior.

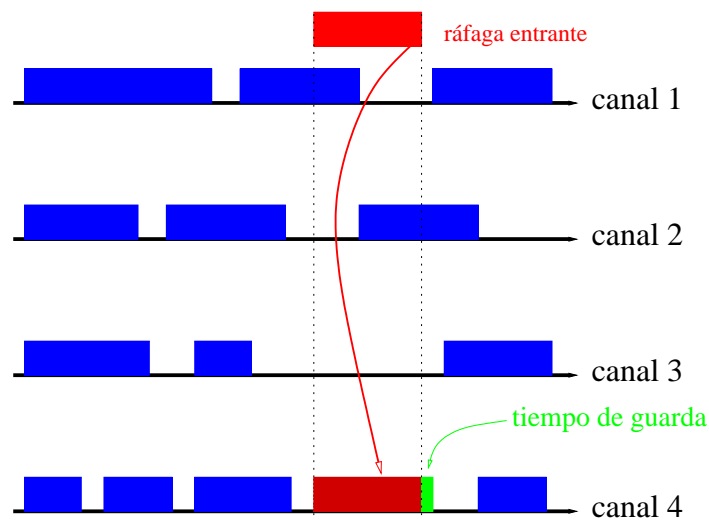


Figura 2.8: Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación MinSV

En la Figura 2.8 se muestra una planificación de la ráfaga entrante, que no es posible alojar en los canales 1 y 2, ya que se solapan las planificaciones existentes, mientras que la ráfaga cabe en los canales 3 y 4.

Finalmente, la ráfaga queda planificada en el canal 4, ya que tiene un hueco más pequeño entre la ráfaga entrante y la que la precederá en el planificador.

Este algoritmo precisa almacenar más datos, ya que cada ráfaga planificada es susceptible de dejar hueco suficiente para una futura ráfaga entrante. Necesita por tanto almacenar los instantes de inicio y final de la planificación de todas las ráfagas (que aún no han sido transmitidas) en cada canal, volviendo a considerar los tiempos de guarda de cada una.

### Minimizar el hueco al final de la ráfaga

Este algoritmo, también conocido como *Minimum Ending Void (MinEV)*, es el opuesto al anterior, ya que el hueco que intenta hacer más pequeño es el que existe entre el final de la ráfaga entrante y la siguiente ráfaga existente en el planificador.

La Figura 2.9 ilustra la planificación de una ráfaga entrante, que, de nuevo, no es posible alojar en los canales 1 y 2, ya que se solapa con las planificaciones existentes, mientras que la ráfaga cabe en los canales 3 y 4.

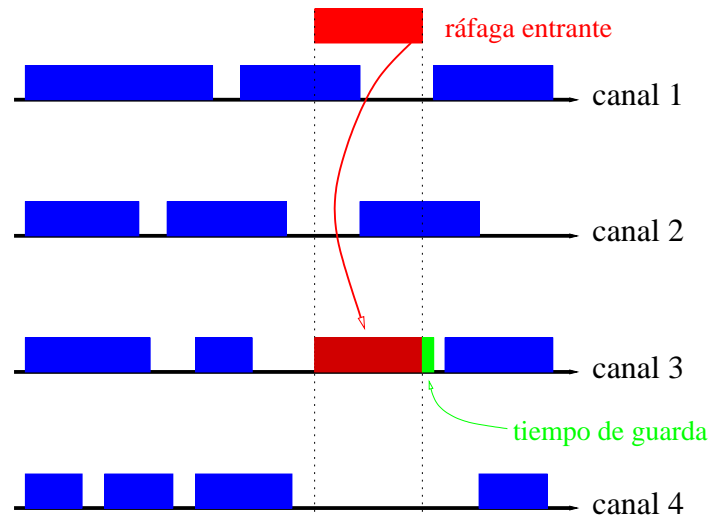


Figura 2.9: Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación MinEV

En este caso, al contrario que en MinSV, el hueco existente entre el final de la ráfaga entrante y la siguiente ráfaga planificada es menor en el canal 3, por lo que se planificará en este canal.

Los datos a almacenar en este algoritmo son los mismos que en el caso de MinSV, es decir, los instantes inicial y final de todas las ráfagas en todos los canales de las interfaces de salida.

### Minimizar el tamaño total del hueco

También llamada *Best Fit*, esta técnica busca minimizar el tamaño total del hueco que deja la planificación de una ráfaga entrante con sus ráfagas vecinas.

La Figura 2.10 muestra la planificación de una ráfaga entrante empleando este esquema de planificación. El canal 1 no está disponible dado que se solapa la ráfaga entrante con las reservas previas.

Se observa que los huecos de inicio y final son menores en los canales 4 y 3, respectivamente. Sin embargo, el hueco total (la suma del hueco de inicio y el hueco de final) es menor en el canal 2, por lo que la ráfaga se planifica en el canal 2.

### 2.9.3. Comparación de los algoritmos de planificación

La principal ventaja del algoritmo *Horizon* es su simplicidad de implementación y de funcionamiento. Sin embargo, desaprovecha los huecos entre reservas ya exis-

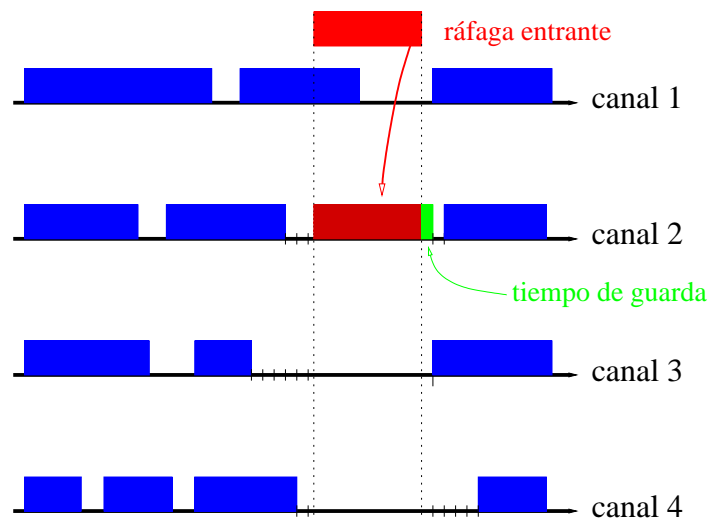


Figura 2.10: Ejemplo de funcionamiento del algoritmo de planificación Best Fit

tentes, que pueden aparecer fácilmente al utilizar retardos ópticos y al producirse retardos de propagación de las ráfagas que llegarán posteriormente.

Por tanto, es deseable el uso de algoritmos que rellenen esos huecos en lugar de *Horizon*, y las propuestas presentadas son buenos ejemplos de la eficiencia que proporcionan. Sin embargo, precisan el almacenamiento y tratamiento de más datos referentes a las reservas, y ello aumenta la complejidad de implementación de los algoritmos.

El rendimiento de los diferentes algoritmos se analiza en [33], y se demuestra que *MinSV*, *MinEV* y *Best Fit* hacen un uso del ancho de banda disponible similar, con probabilidades de pérdida de ráfaga comparables, y son mucho más eficientes que el algoritmo *Horizon*. También se analiza el tiempo de ejecución de cada uno de los algoritmos.

En la Tabla 2.1 se resume la comparación entre los diferentes algoritmos estudiados, siendo  $W$  el número de longitudes de onda en cada interfaz de salida y  $M$  el máximo número de reservas que se puede hacer en todos los canales.

## 2.10. Mecanismos de resolución de contienda

En las redes OBS, al utilizarse un mecanismo de transporte no orientado a conexión, existe la posibilidad de que las ráfagas colisionen con otras en los nodos intermedios. La contienda se produce cuando más de una ráfaga de distintos inter-

| Algoritmo      | Complejidad   | Información necesaria                    | Utilización del ancho de banda |
|----------------|---------------|--|--------------------------------|
| <i>Horizon</i> | $O(W)$        | Horizonte                                | Baja                           |
| MinSV          | $O(\log M)$   | Instantes inicial y final de cada ráfaga | Alta                           |
| MinEV          | $O(\log M)$   | Instantes inicial y final de cada ráfaga | Alta                           |
| Best Fit       | $O(\log^2 M)$ | Instantes inicial y final de cada ráfaga | Alta                           |

*Tabla 2.1: Comparativa entre algoritmos de planificación para OBS*

faces de entrada tiene como destino el mismo interfaz de salida durante intervalos de tiempo que se solapan para las diferentes ráfagas.

Normalmente, en una red de paquetes electrónicos, la contienda se puede resolver mediante el uso de memorias de almacenamiento temporal. Sin embargo, en redes de conmutación óptica es más difícil implementarlos, ya que no existen equivalentes a las memorias en el dominio óptico.

En este apartado se describen algunas técnicas habituales para resolver la contienda en redes OBS. La importancia de la reducción de contienda en OBS es especialmente notoria cuando se estudia cómo afecta la pérdida de ráfagas a los protocolos de capas superiores, tales como TCP, efecto estudiado en diversos artículos como [34], y que perjudica en gran medida al rendimiento de TCP.

### 2.10.1. Retardos ópticos

En redes ópticas, a falta de memorias ópticas de acceso aleatorio, es posible retardar la señal óptica durante un periodo de tiempo fijo, mediante unos dispositivos denominados Líneas de Retardo con Fibra o *Fiber Delay Line (FDL)* [35].

Una línea de retardo consiste en una fibra óptica de longitud considerable por la que se introduce la ráfaga, que se retardará una cantidad fija de tiempo, determinada por la longitud de la fibra. Si la velocidad de la luz en la fibra es  $c = 200000 \text{ km/s}$ , el retardo que se puede conseguir por cada kilómetro de fibra es:

$$t_{FDL} = \frac{L}{c} = 5 \mu\text{s}/\text{km} \quad (2.1)$$

La limitación evidente del retardo con FDL es la necesidad de emplear gran can-

tividad de fibra para poder obtener retardos apreciables. Como consecuencia de las elevadas longitudes necesarias, se producirá una mayor atenuación de la señal que transporta la ráfaga, así como un aumento de la dispersión, por lo que la longitud de la fibra, y con ello el retardo disponible, están muy limitados. Otra limitación de esta técnica es su reducida flexibilidad, al no ser posible extraer la ráfaga antes de que termine de pasar por la línea, ya que el retardo es fijo.

El dimensionado correcto, la arquitectura y el número de FDL disponibles en un nodo requiere un estudio detallado como el llevado a cabo en [36].

La clasificación de los tipos de retardos ópticos se puede realizar de dos maneras [35]:

- En función del número de etapas:
  - ▶ De una etapa: en general, requieren un mecanismo de control más sencillo y permiten aplicar prioridades a los paquetes.
  - ▶ Multietapa: permiten ahorrar en la cantidad de *hardware* necesario para implementar retardos grandes. Por el contrario, no es posible aplicar mecanismos de prioridad a los paquetes.
- En función de su configuración:
  - ▶ Directa (*feed-forward*): cada línea de retardo va directamente a la siguiente etapa del conmutador, implicando un número fijo de líneas de retardo que se atraviesan.
  - ▶ Realimentada (*feed-back*): la línea de retardo envía la señal de vuelta a la entrada la misma etapa, por lo que generalmente cada señal puede atravesar las líneas de retardo un número distinto de veces.

La Figura 2.11(a) muestra el esquema de un sistema de retardo con fibra usando la arquitectura directa, donde hay varios valores posibles para el retardo y el conmutador óptico selecciona uno para cada ráfaga.

Por otro lado, la Figura 2.11(b) ilustra la arquitectura realimentada, donde la ráfaga puede recircular por el retardo un número limitado de veces.

Existen dos maneras de realizar la reserva de canales de salida cuando se utilizan líneas de retardo:

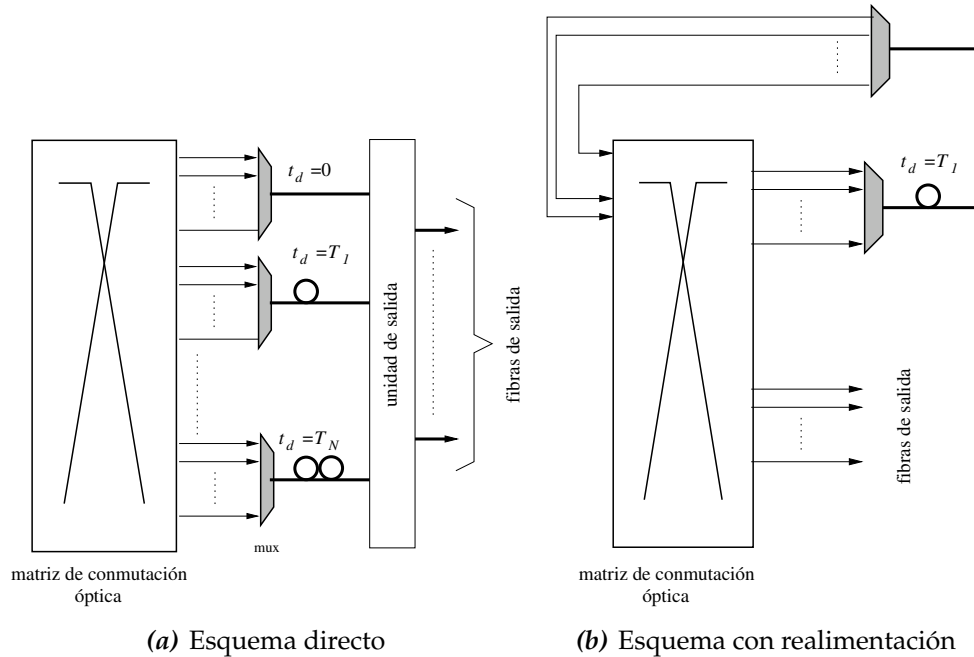


Figura 2.11: Arquitecturas de líneas de retardo con fibra

- Pre-reserva (*PreRes*): la reserva del canal de salida se hace antes de que la ráfaga entre en la línea de retardo.
- Post-reserva (*PostRes*): la reserva del canal se realiza después de que la ráfaga entre en la línea de retardo, con tiempo suficiente para que la ráfaga atraviese la línea antes de terminar de realizar la reserva.

Como se estudia en [36], el mecanismo *PostRes* provoca que las ráfagas que sufren bloqueo al realizar la reserva, pero que disponen de las líneas de retardo para aliviar la contienda, estén ocupando las líneas de retardo. Mientras que en el mecanismo *PreRes*, si una ráfaga no puede ser planificada aún utilizando retardos, no se ocuparán las líneas de retardo. Se demuestra mediante simulación que el mecanismo *PreRes* permite obtener probabilidades de bloqueo sensiblemente inferiores al mecanismo *PostRes*.

Por otro lado, el esquema de reserva previa es más adecuado para arquitecturas *feed-forward*, ya que el mecanismo *PostRes* no permite aprovechar eficientemente múltiples líneas de retardo, mientras que sí es más conveniente para aprovechar la flexibilidad que proporciona la arquitectura realimentada [36].

Otra alternativa al uso de retardos ópticos es la conversión al dominio electrónico de la ráfaga para su almacenamiento temporal. El inconveniente de esta aproxima-

ción es que se pierde transparencia en la red y complica la arquitectura de los nodos intermedios.

### 2.10.2. Conversión de longitud de onda

En Multiplexación por Longitud de Onda, o *Wavelength Division Multiplexing (WDM)*, cada fibra que conecta dos nodos soporta varias longitudes de onda. Esta multiplicidad se puede explotar para reducir la contienda, como se describe a continuación. Sin embargo, en el establecimiento de un circuito óptico entre un origen y un destino, se reserva una sola longitud de onda para todo el camino, lo que provoca que pueda existir contienda al requerir dos caminos diferentes la misma longitud de onda en el enlace de salida de un nodo, durante el mismo intervalo de tiempo. Para resolver este problema y que un camino pueda establecerse sobre más de una longitud de onda, existen los conversores de longitud de onda.

Suponiendo que se tienen dos ráfagas destinadas al mismo interfaz de salida en el mismo instante de tiempo, ambas ráfagas pueden transmitirse si se utilizan dos longitudes de onda diferentes.

La conversión de longitud de onda consiste en desplazar la longitud de onda de un canal de entrada a otra longitud de onda para el canal de salida. Los conversores de longitudes de onda permiten aumentar la reutilización de longitudes de onda en un 10 o 40 % cuando se dispone de un número reducido de longitudes de onda [37].

En redes OBS con conversión de longitud de onda, la contienda se reduce usando la capacidad adicional que proporcionan las longitudes de onda disponibles en los enlaces. Una ráfaga que colisione con otra en una longitud de onda se puede desviar a otra longitud de onda disponible en el enlace de salida.

Existen varios tipos de conversión de longitud de onda:

- Conversión total: cualquier longitud de onda entrante se puede convertir a cualquier longitud de onda en el puerto de salida. Por tanto, no hay restricciones de continuidad de la longitud de onda entre extremos.
- Conversión parcial: no todos los canales de entrada pueden convertirse a todas las longitudes de onda de salida, es decir, el número de conversores es menor que el número total de longitudes de onda. Esta restricción reduce el coste del nodo a expensas de una mayor tasa de bloqueo.

- Conversión fija: es una forma más restringida de la conversión parcial, en la que cada longitud de onda de entrada se puede convertir a una o más longitudes de onda de salida predeterminadas.
- Conversión dispersa: en la red existirán nodos con conversión total, parcial, fija o sin conversión, utilizándose algoritmos de conversión para minimizar el número de conversores.

Aunque la conversión de longitudes de onda se ha demostrado en laboratorio, no es una tecnología madura, y el rango de conversiones posibles es limitado. Por tanto, la suposición de que se dispone de conversión de longitud de onda total subestimaré la probabilidad de bloqueo real en la red [7].

### 2.10.3. Encaminamiento por deflexión

En el encaminamiento por deflexión, la contienda se resuelve encaminando la ráfaga por un puerto de salida distinto al que tiene asignado. Esta técnica no suele ser favorable en redes de paquetes electrónicos, ya que puede provocar bucles y recepción fuera de orden de los paquetes. Sin embargo, en redes todo ópticas puede ser necesaria debido al límite existente en el almacenamiento.

Actualmente, hay estudios del encaminamiento por deflexión en redes de paquetes electrónicos y ópticos, pero hay pocos trabajos sobre redes de ráfagas ópticas.

Al usar esta técnica, es habitual que las ráfagas sigan una ruta más larga hacia su destino, lo que provoca un aumento del retardo y degrada la calidad de la señal. Además, es posible que se produzcan bucles y la ráfaga se quede indefinidamente en la red hasta que sea descartada por falta de recursos en alguno de los nodos, aumentando la congestión. Por otro lado, el aumento del número de saltos incrementa la probabilidad de bloqueo de la ráfaga.

Se hace necesaria por tanto la implementación de mecanismos que eviten caminos demasiado largos, ya sea mediante contadores de saltos o con una selección de alternativas de deflexión.

Un problema añadido del encaminamiento por deflexión lo provoca la posibilidad de que el tiempo de *offset* que se utiliza en la planificación de las ráfagas en los nodos no sea suficiente cuando se produce el desvío de una ráfaga por otro camino

más largo. Esto implica que no hay tiempo suficiente para procesar el paquete de control y reconfigurar la matriz de conmutación. Para solventar este inconveniente, hay varias políticas, como descartar la ráfaga si no existe suficiente tiempo de *offset* o utilizar líneas de retardo, aunque estas técnicas aumentan la complejidad de la capa óptica [38].

#### 2.10.4. Segmentado de ráfagas

Esta técnica es útil cuando la aplicación tiene requisitos de retardo fuertes pero los requisitos de pérdida de paquetes son más laxos. Puede ser deseable en estos casos perder algunos paquetes que provoquen el solapamiento de la ráfaga a planificar con otras [39, 40].

El segmentado de ráfagas reduce la pérdida de los paquetes contenidos en una ráfaga dividiendo la ráfaga en segmentos y descartando únicamente los segmentos que colisionan con otras ráfagas, planificándose la fracción de la ráfaga que sí dispone de recursos para ser transmitida.

Esta técnica permite además que unas ráfagas tengan prioridad sobre otras, permitiendo resolver la contienda haciendo uso de esas prioridades.

Para implementar el segmentado de ráfagas, cada ráfaga se divide en segmentos, que será la unidad básica, y existe una cabecera de segmento que contiene información sobre el segmento. Cuando dos ráfagas colisionen, sólo los segmentos que se solapen con las demás ráfagas se descartarán.

### 2.11. Calidad de Servicio

La provisión de calidad de servicio en las redes es un aspecto importante para soportar diferentes tipos de aplicaciones en las redes de nueva generación. Para ello, es necesario que la red garantice ciertos tipos de servicio y que sea posible diferenciar las clases de servicio, por ejemplo los servicios de tiempo real y los que requieren diversos tipos de calidad de servicio.

En general, es posible proporcionar calidad de servicio en redes OBS a través de la diferenciación en algún punto de la red. Algunas aproximaciones son: diferenciación de tiempos de *offset*, políticas de resolución de contienda diferenciadas,

ensamblado de ráfagas diferenciado y planificación diferenciada.

Para la implementación de mecanismos de calidad de servicio, es habitual el empleo de colas con diferentes prioridades en los ensambladores de ráfagas o aplicar diversos mecanismos de resolución de contienda en función de la clase de servicio, ya sea basándose en el encaminamiento por deflexión, retrasando las ráfagas menos prioritarias, o descartando directamente las ráfagas menos prioritarias en favor de las que tienen mayor prioridad.

## 2.12. Alternativas a OBS y arquitecturas derivadas

En esta sección se presentan arquitecturas de red que pretenden utilizar la tecnología actual para conseguir un comportamiento más dinámico de la red a nivel óptico, buscando aumentar la utilización del ancho de banda disponible en los caminos ópticos, o *lightpaths*, y proporcionar un paso intermedio hacia la Conmutación de Ráfagas Ópticas convencional y/o la Conmutación de Paquetes Ópticos [41, 42, 43].

Las arquitecturas descritas están basadas en conmutación de longitudes de onda, pero se aumentan sus funcionalidades para obtener un mayor rendimiento con menor uso de los recursos de la red.

### 2.12.1. Conmutación de ráfagas ópticas encaminadas por longitud de onda

*Wavelength-Routed Optical Burst Switching (WROBS)*, es una variante de OBS, en la cual se combinan las funciones propias de la conmutación de ráfagas con la conmutación rápida de circuitos. Los datos se agregan en los nodos frontera y se forman ráfagas que se envían por una longitud de onda.

La tendencia en esta arquitectura es a un modelo centralizado en el que un nodo se encarga de gestionar la reserva de recursos, en base a algoritmos de Encaminamiento y Asignación de Longitudes de onda Dinámicos, o *Dynamic Routing and Wavelength Assignment (DRWA)*.

No emplea *buffers* ópticos ni conversión de longitud de onda, los tiempos de agregación de las ráfagas son del orden de cientos de milisegundos, y mientras se transmite una ráfaga, ésta sigue construyéndose con los datos que llegan.

El esquema descrito puede observarse en la Figura 2.12.

Con esta arquitectura se obtienen buenos resultados en redes con retardo bajo, como las redes metro. Su diseño está orientado a asegurar la calidad de servicio cuando la carga y los parámetros estadísticos del tráfico son variables, en comparación con las Redes Ópticas Encaminadas por Longitud de Onda estáticas, o *Wavelength-Routed Optical Network (WRON)*, además de hacer un uso eficiente de las longitudes de onda. Asimismo, se garantiza una latencia y se minimizan las pérdidas de paquetes.

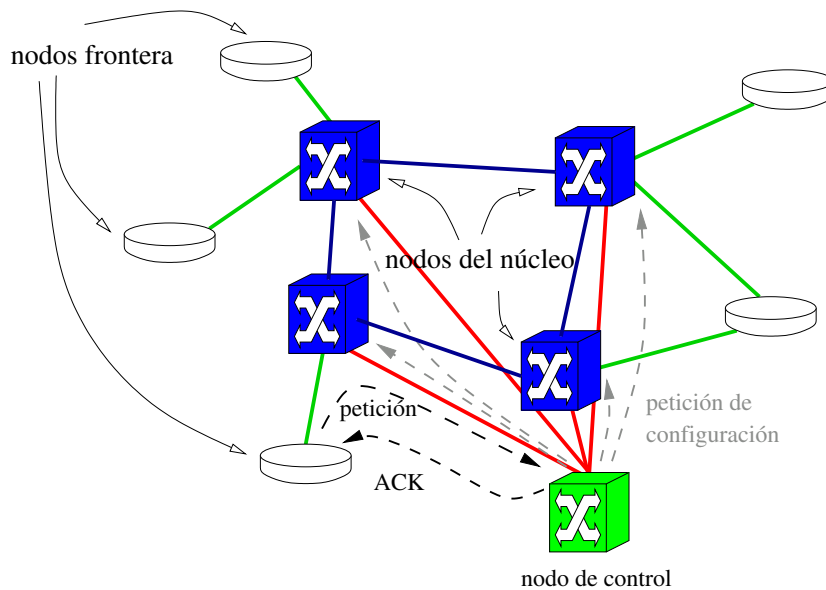


Figura 2.12: Arquitectura WROBS

### 2.12.2. Red óptica con conmutación adaptativa de caminos

La arquitectura *Adaptive Path Switched Optical Network (APSON)* combina las ventajas de OBS y de la conmutación de longitudes de onda. Los elementos de red que lo forman son los mismos que en el caso de OBS, los nodos frontera y de núcleo.

Al igual que en WROBS, se reservan los recursos con confirmación. La diferencia que introduce APSON es que el camino reservado permanece abierto hasta que se necesite el recurso, de manera que se puedan seguir enviando paquetes por esa longitud de onda sin necesidad de señalización adicional. Esta diferencia se ilustra en la Figura 2.13.

Por tanto, se puede decir que APSON admite dos modos de funcionamiento:

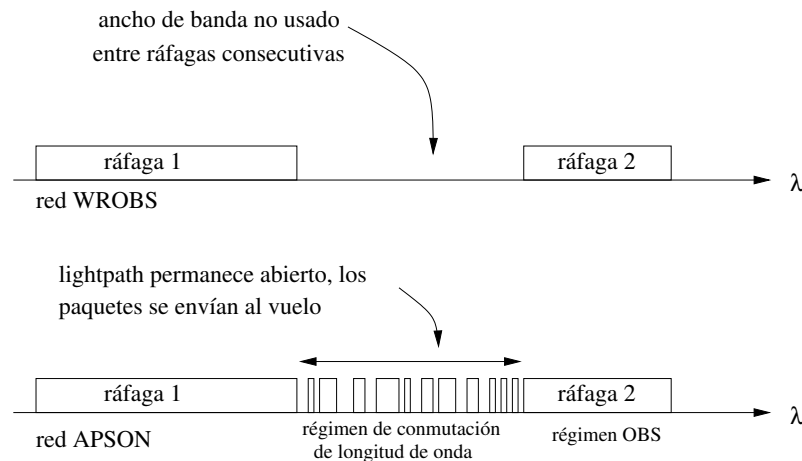


Figura 2.13: Diferencias entre WROBS y APSON

- Régimen de conmutación de ráfagas: ocurre en la transmisión de los datos acumulados en el *buffer* de agregación del nodo frontera. Hace un uso eficiente del ancho de banda.
- Régimen de conmutación de longitudes de onda: el contenido del *buffer* de agregación ya se ha terminado de transmitir, de manera que los paquetes nuevos que tengan que transmitirse se envían directamente a la red. Esto implica que el retardo de transmisión es bajo.

### 2.12.3. Encaminamiento por desbordamiento en redes ópticas

En *Overspill Routing In Optical Networks (ORION)* se parte de una red de conmutación de longitudes de onda (OCS), con los caminos establecidos a priori y que son de uso exclusivo entre los dos nodos que lo establecen. La particularidad de esta arquitectura es que cuando un camino está lleno, los paquetes en exceso se pueden transmitir por algún otro camino que disponga de capacidad sobrante. Este concepto se conoce como *overspill* o desbordamiento.

Se distinguen dos tipos de paquetes en el funcionamiento de este tipo de red:

- Los paquetes *lightpath* (L) son los paquetes que se envían por la longitud de onda que les corresponde.
- Los paquetes *overspill*, desbordados (O) o paquetes desviados, son los paquetes que se insertan en un camino diferente al que les corresponde.

Para poder diferenciar los paquetes dentro de una longitud de onda entre L y O hay que marcarlos, usando por ejemplo modulación ortogonal (FSK, DPSK, etc.). Las marcas se pueden transmitir a una velocidad menor, lo que simplifica la electrónica.

Este comportamiento requiere realizar modificaciones en los nodos, tales como permitir a un nodo acceder a longitudes de onda diferentes a las que tiene asignadas, la capacidad de detectar paquetes desviados y la multiplexación estadística de los interfaces de desvío, esto es, llegar a un compromiso entre la probabilidad de pérdida de paquetes y el número de longitudes de onda utilizadas.

El comportamiento por defecto de los nodos será enviar los paquetes por la longitud de onda que tienen asignada por defecto, de manera que se minimice el procesamiento en los routers IP.

Los estudios revelan que ORION usa sólo el 50 % de las longitudes de onda necesarias en una solución de conmutación de longitudes de onda pura. Esto es, permite obtener el mismo resultado que una solución basada en conmutación de paquetes [42].

Sin embargo, esta técnica presenta problemas al desviar paquetes que forman parte de un flujo. Para evitarlo, es necesario desviar los flujos completos.

#### **2.12.4. Conmutación de tramas G.709**

Se trata de una solución híbrida óptica/eléctrica. Combina la agregación de paquetes en contenedores grandes, como en OBS, y memorias eléctricas para implementar colas y planificadores.

Se trata de una tecnología convergente para redes troncales, ya que debe soportar todo tipo de servicios con el mismo equipamiento. Para ello, busca combinar las ventajas de los sistemas con Multiplexación por División en el Tiempo (*Time Division Multiplexing (TDM)*) y los de conmutación de paquetes:

- La conmutación de paquetes responde bien a variaciones del tráfico, ya que los cambios de la demanda de ancho de banda no afectan al sistema, siempre que haya recursos disponibles.

- La ventaja de los sistemas TDM es la fiabilidad inherente de la transmisión, al contrario que las redes de conmutación de paquetes, que dependen de la multiplexación estadística y transportan el tráfico en modo best-effort.

Se utiliza una conmutación de tramas grandes y de longitud fija, lo cual es más sencillo que el encaminamiento de paquetes pequeños de longitud variable, como en IP o Ethernet. Estas tramas se corresponden con la Unidad de Transporte Óptico, o *Optical Transport Unit (OTU)*, de G.709, que tienen un tamaño de 16.320 bytes. Estas tramas grandes aceptan cualquier formato de tráfico de usuario.

Las tramas se pueden conmutar en modo orientado a conexión y no orientado a conexión, lo que permite adaptar la transmisión a las condiciones de tráfico y requisitos de QoS.

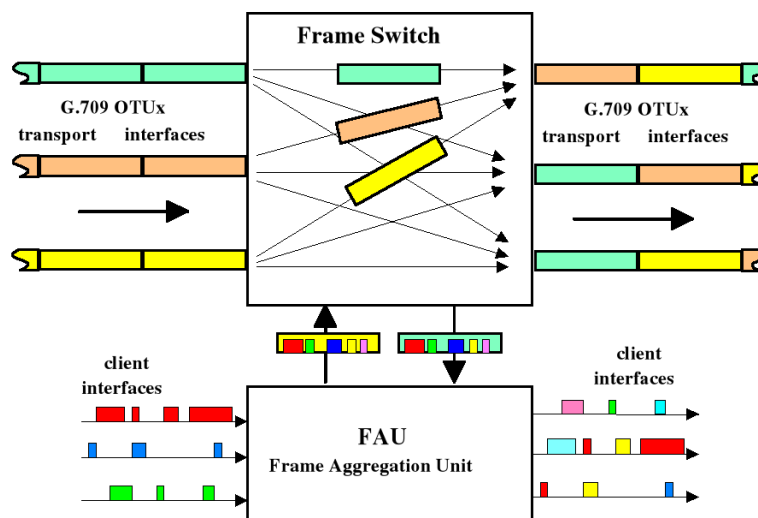


Figura 2.14: Esquema de un conmutador de tramas G.709

El escenario de migración de G.709 tiene la ventaja fundamental del uso de formatos estandarizados, lo que simplifica el desarrollo, estandarización, despliegue y operación de las nuevas redes de conmutación de ráfagas.

La arquitectura de conmutación de tramas G.709 se basa en las siguientes suposiciones:

- El tráfico se separa por destino y clase de servicio, en un máximo de 2 o 3 clases.

- Las clases con mayor calidad de servicio se limitan en ancho de banda, de forma que ningún enlace esté cargado con más de un 50 % de tráfico de alta prioridad.
- Las tramas se envían a través de conexiones virtuales preestablecidas.
- Los enlaces entre nodos utilizan protocolos de transporte continuo, preferentemente G.709, y las tramas se insertan en el flujo de bits continuo (tramas lógicas).
- La matriz de conmutación espacial es síncrona con la trama (pero de reloj asíncrono) y sin bloqueo.
- Se necesita modificar el protocolo G.709 para soportar transporte en modo datagrama, ya que en el modo continuo la información de sobrecarga se reparte en hasta 256 tramas. En modo datagrama la información de direcciones origen y destino deben ir en cada trama individual ([44]).
- Se busca aumentar la flexibilidad y la escalabilidad con respecto a SDH/OTN y reducir los costes con respecto a soluciones basadas en routers IP.

En la Figura 2.14 se muestra el esquema de un conmutador de tramas con interfaces de transporte continuo G.709 que conecta con otros conmutadores, así como la unidad de agregación (*Frame Aggregation Unit (FAU)*) que convierte el tráfico procedente de los interfaces de entrada a tramas G.709.

### 2.12.5. Arquitectura en clústers para nodos en redes ópticas

*Clustering Architecture for Nodes of Optical Networks (CANON)* es una alternativa a OBS, basada en la creación de *clusters* o agrupaciones de nodos, que busca obtener multiplexación estadística en la capa óptica, evitando que se produzcan colisiones.

Partiendo de una red parcialmente mallada con enlaces redundantes, se fragmenta en grupos pequeños de nodos (*clusters*), cada uno funcionando de forma independiente, pero todos coordinados entre sí. En la Figura 2.15 se observa un ejemplo de partición de la red.

Los parámetros que caracterizan la red se duplican, por ejemplo, existe granularidad *inter-cluster* e *intra-cluster*.

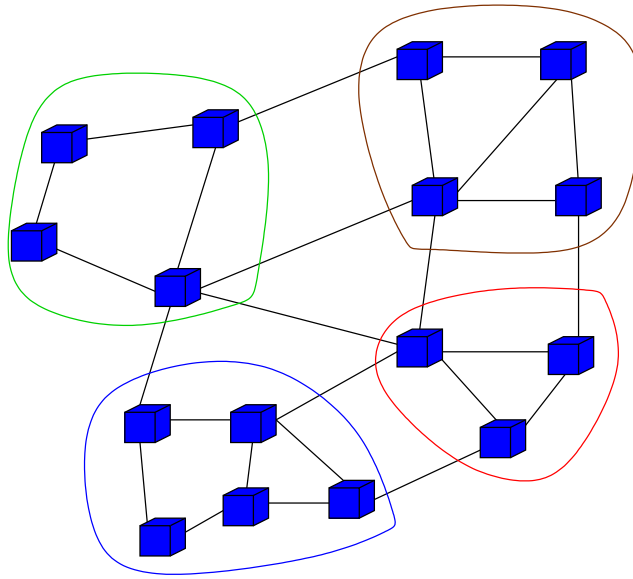


Figura 2.15: Ejemplo de partición de la red en la arquitectura CANON

Los criterios para agrupar los nodos que forman los *clusters* son variados, pero tienden a agruparse nodos adyacentes. Por otro lado, las agrupaciones pueden variar en el tiempo, no son fijas, lo que permite responder a variaciones del perfil de tráfico a largo plazo. Sin embargo, esta flexibilidad complica el plano de control de la red.

Se deben poder comunicar *clusters* diferentes, apareciendo operaciones denominadas *inter-cluster* que relacionan clusters entre sí, además de las operaciones *intra-cluster*, que son aplicables a los nodos pertenecientes a un *cluster*. Además, serán necesarios nodos que enlacen los *clusters*, llamados Nodos Maestros (*Master Node*, MN), los cuales normalmente tendrán redundancia. El resto de nodos que no sean maestros se denominan Nodos Regulares (*Regular Node*, RN).

Los Nodos Maestros además de comunicar *clusters* entre sí, gestionan las operaciones de su propio *cluster*.

### 2.12.6. Red óptica de transporte de ráfagas

*Optical Burst Transport Network (OBTN)* es una arquitectura que consigue un transporte eficiente de ráfagas de datos sobre una topología virtual de caminos ópticos, reduciendo el número de puertos en los nodos de ráfagas ópticas.

Al integrar ráfagas y circuitos ópticos, es posible acomodar variaciones de tráfico

a corto plazo usando el modo de ráfaga, y variaciones a largo plazo usando la capacidad de activación y desactivación de caminos ópticos de un nivel ASON/GMPLS.

Los nodos del núcleo de la red se interconectan con una topología virtual completamente mallada, usando caminos ópticos extremo a extremo y formando lo que se conoce como *lambda grid*.

Se busca una combinación entre la Conmutación de Ráfagas Ópticas y la Conmutación de Ráfagas sobre Circuitos, o *Burst over Circuit Switching (BoCS)*, que obtenga una resolución de contienda eficiente. El transporte de ráfagas se realiza preferentemente a través de caminos extremo a extremo establecidos entre los nodos del núcleo de red, caminos que acomodan la mayoría del tráfico de ráfaga, pero además usa enlaces punto a punto compartidos que exploten la multiplexación estadística en el dominio óptico. La decisión de transmitir una ráfaga por un circuito o por un camino compartido se puede tomar extremo a extremo o nodo a nodo.

La resolución de contienda en los caminos directos se basa en permitir que las ráfagas se envíen por caminos alternativos. Estos caminos alternativos están formados por una pequeña porción de capacidad que se reserva.

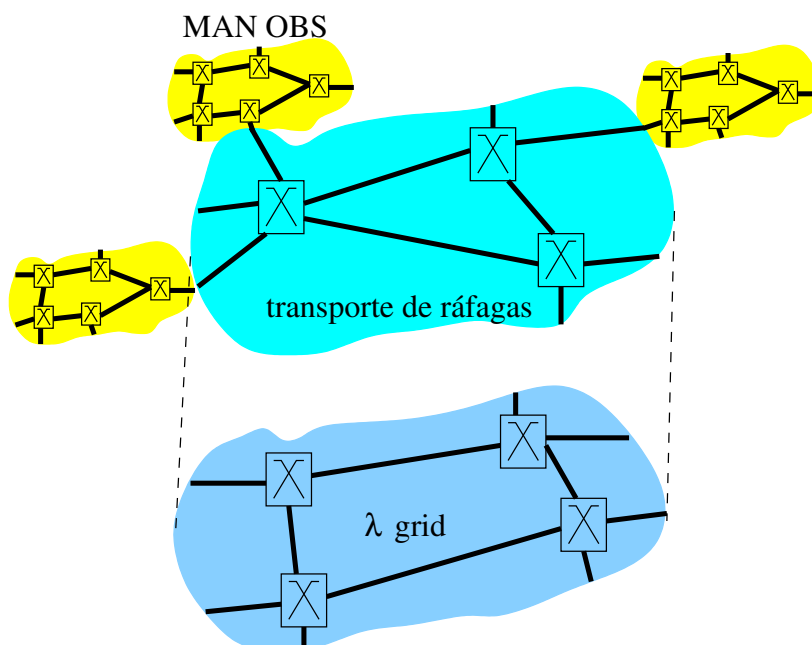


Figura 2.16: Arquitectura de red OBPN

Permite el uso de *buffers* FDL para disminuir la probabilidad de pérdida de ráfagas, combinados con conversores de longitud de onda.

En la Figura 2.16 se representa el esquema de la arquitectura OBTN, con el *lambda grid* soportando la red de transporte de ráfagas, que interconecta diferentes redes de área metropolitana (*Metropolitan Area Network (MAN)*).

## 2.13. Estado del arte de OBS: demostradores

La acogida de OBS en el mundo de la investigación en tecnologías de transmisión para redes ha sido bastante amplia. Aparte de estudios teóricos y simulaciones sobre las diversas arquitecturas de los nodos OBS y sobre el rendimiento que proporciona este nuevo paradigma en comparación con otras soluciones como OCS, se han realizado pruebas de campo (*testbeds* o demostradores) con dispositivos reales, para demostrar que la técnica funciona utilizando tecnología actual.

Algunos ejemplos son los que se describen a continuación, realizados por diversos centros de investigación.

La empresa japonesa NTT llevó a cabo una demostración [45] con un protocolo de señalización de tipo JIT, presentada en la *Optical Fiber Communication Conference*, utilizando 6 nodos OBS. Los resultados muestran la capacidad de la señalización *tell-and-wait* para reducir la congestión en la red, utilizando adicionalmente encaminamiento alternativo.

También de la mano de NTT, en colaboración con Fujitsu y las Universidades de Osaka y Tokyo, se llevó a cabo otra demostración, descrita en [46], con señalización *tell-and-wait* basada en Conmutación de Etiquetas Multi-Protocolo Generalizada, *Generalized Multi Protocol Label Switching (GMPLS)*. Se obtuvieron resultados positivos relacionados con el *throughput* y el tiempo de conmutación de la matriz de conmutación óptica, implementada con MEMS. Como objetivo para una fase posterior se planteó una reducción del bloqueo empleando señalización *tell-and-go*.

En otros experimentos llevados a cabo en China, por parte de la *Beijing University of Posts and Telecommunications*, se desarrolló un primer demostrador [47] y [48] en el cual se implementó un *Core Node* con capacidad de planificación con relleno de huecos. En una prueba posterior, se verificó la capacidad de transmisión de tráfico con múltiples calidades de servicio en [49], llegándose a la conclusión de que es necesario revisar tanto la capa OBS como los protocolos superiores a causa de la penalización en el retardo y el efecto de correlación observados en el experimento.

En otra demostración llevada a cabo por la Universidad de Tokyo [50], se implementaron conmutadores con PLC comerciales, considerando su velocidad, escala y fiabilidad. Además, se implementó la señalización JET y mecanismos de control de contienda como encaminamiento por deflexión y Asignación de Longitudes de onda basada en Prioridad o *Priority-based Wavelength Assignment (PWA)*, otra estrategia que permite priorizar longitudes de onda hacia un destino basándose en un aprendizaje que parte de la historia de su utilización. Para llevar a cabo la demostración, se realizó una prueba transmisión de vídeo en tiempo real a 3 clientes y uno de los nodos OBS conectado a Internet. Se transmitieron 2 flujos de vídeo, un flujo de vídeo bajo demanda basado en TCP entre dos clientes del *testbed* y otro flujo de videoconferencia sobre UDP y a través de Internet.

## 2.14. Conclusiones

En este Capítulo se ha presentado la técnica de Conmutación de Ráfagas Ópticas (OBS), la cual se encuentra, actualmente, en un estado de investigación, con posibles despliegues a medio-largo plazo en redes troncales, con el objetivo de aumentar el aprovechamiento de los recursos que proporciona la fibra óptica haciendo uso de la multiplexación estadística.

Se ha presentado el estado del arte de este sistema de conmutación, mostrando las limitaciones físicas y las tecnologías implicadas en su implementación, así como algunas de las técnicas más importantes que forman parte del funcionamiento de la Conmutación de Ráfagas Ópticas.

El siguiente Capítulo es una introducción a las estrategias de encaminamiento que se pueden aplicar en las redes OBS, haciendo especial énfasis en el encaminamiento multicamino para tratar de mejorar el reparto de carga, reduciendo la congestión y aumentando la fiabilidad de la red.

### Estrategias de encaminamiento para Conmutación de Ráfagas Ópticas

---

#### 3.1. Introducción

La función de encaminamiento en las redes de datos se realiza en el nivel de red. Con el traspaso de las capacidades IP a la capa óptica, esta función se realizará directamente sobre el nivel físico, implementándose la selección de las interfaces de salida mediante procesamiento óptico.

El encaminamiento en redes se divide en dos pasos, que son el cálculo de rutas y la selección del camino, y puede llevarse a cabo de varias maneras. Sin embargo, toda estrategia de encaminamiento debe cumplir una serie de características [51]:

- El algoritmo debe ser correcto, es decir, se debe poder alcanzar el destino desde el origen.
- Debe ser lo más simple posible.
- Dado que una red normalmente estará en funcionamiento durante un periodo de tiempo muy largo, el algoritmo debe ser robusto, evitando los fallos globales aunque se produzcan cambios en la topología.
- Estabilidad: los algoritmos de encaminamiento deben alcanzar un nivel de equilibrio y mantenerse en él.

- La justicia del encaminamiento está reñida con la optimalidad, por lo que habrá que alcanzar algún tipo de compromiso.

A continuación se presenta una breve clasificación de los tipos de encaminamiento en redes.

- Según dónde se realice el encaminamiento:

- ▶ Si se trata de un encaminamiento de fuente, se calcula la ruta en el nodo de ingreso a la red, y los nodos intermedios reciben la información de la ruta en las cabeceras de los paquetes.

Se suele emplear la estrategia de selección del camino más corto (SP). Además, el número de saltos es conocido.

- ▶ En el encaminamiento nodo a nodo el número de saltos se desconoce a priori, ya que se usa un algoritmo por el cual cada nodo calcula el siguiente salto en función de su tabla de rutas.

Para aplicar este tipo de encaminamiento a redes OBS, es necesario estimar el tiempo de *offset*, que si es demasiado corto puede provocar que se pierdan ráfagas. Sin embargo, también es posible utilizar técnicas de compensación del *offset*, como se ha descrito en el Capítulo anterior.

Este tipo de encaminamiento permite el uso de algoritmos de la familia IP directamente sobre redes OBS, como *Routing Information Protocol (RIP)* [52], *Open Shortest Path First (OSPF)* [53], *Intermediate System-Intermediate System (IS-IS)* [54], etc.

- Según cómo se calculen los caminos:

- ▶ Cuando se trata de encaminamiento estático, las rutas se calculan a priori, durante la provisión de la red y antes de iniciar las transmisiones.

Estas estrategias utilizan métricas tales como el número de saltos y la distancia física de los caminos. Son buenas para patrones de tráfico fijos, que no varíen con el tiempo.

- ▶ En el encaminamiento dinámico, las rutas se calculan periódicamente, utilizando información sobre el tráfico real en cada momento.

Hay diversas formas de obtener la información del tráfico de la red, ya sea con la información local de cada nodo, realizando consultas a cada nodo, o realizar un *broadcast* a los demás nodos.

- Según el tipo de selección de rutas
  - ▶ El encaminamiento monocamino es aquel en el cual todo el tráfico que un nodo envía a un destino se envía por el mismo camino. Esto puede provocar problemas de bajo rendimiento cuando el tráfico es elevado.
  - ▶ En el encaminamiento multicamino, el tráfico de salida de un nodo con cierto destino puede enviarse por más de un camino, distribuyéndose de cierta manera que permita hacer un reparto adecuado de la carga, adaptándose mejor la red a variaciones del perfil de tráfico y aumentando el rendimiento.

Lo habitual en el estudio actual de las redes de Conmutación de Ráfagas Ópticas es el empleo de una estrategia de camino más corto, dado que los estudios más frecuentes sobre redes de OBS se centran más en analizar los otros aspectos de la red, principalmente aspectos locales de los nodos, como los ensambladores de ráfagas, los planificadores, las matrices de conmutación, etc.

Principalmente, se analiza el comportamiento de los elementos que forman los nodos, no el funcionamiento de la red extremo a extremo. A continuación se tratará la problemática del encaminamiento, teniendo siempre en cuenta que se trata de redes OBS, con las particularidades que ello implica.

Se presenta además el uso de diversas técnicas de encaminamiento como un aspecto más que pueda servir para reducir la contienda en los nodos de la red, mejorando con ello la probabilidad de pérdida de ráfagas. Este objetivo contrasta en parte con el objetivo que se persigue con el multicamino en redes IP, donde se intenta utilizar múltiples interfaces para llegar a un mismo destino de manera que el caudal disponible sea mayor que utilizando un único camino, ya que el mayor problema de OBS es la contienda y con ello la pérdida de ráfagas.

## **3.2. Estrategia de camino más corto**

La técnica más simple de encaminamiento es usar la estrategia de camino más corto, que se limita a encaminar las ráfagas por el camino con menor coste para una métrica dada, que se defina para la red. Las métricas más habituales son el número de saltos hasta el destino, la distancia geográfica o la métrica de cuello de botella,

definida como la inversa del ancho de banda de los enlaces que atraviesa el camino [51].

En general, las redes actuales suelen emplear protocolos de encaminamiento monocamino, como RIP, OSPF, IS-IS, etc. En estos protocolos, sólo se puede utilizar una interfaz de salida de cada router intermedio para llegar al destino. Esta restricción suele dificultar la asignación apropiada de recursos de red cuando la carga es elevada, ya que el tráfico se concentra en zonas de la red que tengan buena métrica, pudiendo ocasionar situaciones de congestión incluso siendo la carga global de la red reducida. Otro problema derivado del uso de esta estrategia de encaminamiento está asociado a la falta de capacidad de reacción ante caídas de enlaces o nodos, por lo que la red es menos tolerante a fallos.

### 3.3. Introducción al encaminamiento multicamino

Para resolver el problema asociado a una estrategia de encaminamiento estático y monocamino, surgen diversas propuestas, una de las cuales está representada por el encaminamiento multicamino, que permite utilizar más de una interfaz de salida de los nodos intermedios de un camino para llegar al destino.

Este uso de múltiples interfaces de salida permite distribuir la carga de manera más uniforme por la red, al permitir transmitir tráfico por enlaces que de otra forma podrían estar infrautilizados. Aunque la aplicación habitual del encaminamiento multicamino es aumentar el ancho de banda total extremo a extremo, en redes de ráfagas ópticas no se produce esta suma de anchos de banda, ya que las ráfagas no se envían en paralelo a través de los dos caminos. En cambio, el uso del multicamino en OBS permite alcanzar una distribución óptima de la carga en toda la red, disminuyendo además la probabilidad de pérdida de ráfagas [55].

Sin embargo, esta técnica de encaminamiento no está exenta de problemas. Al haber múltiples caminos por los que se envían los paquetes (o ráfagas), los distintos caminos por lo general tendrán retardos diferentes, lo que provocará la aparición de *jitter* y desorden de paquetes.

Para garantizar que los paquetes llegan en orden se puede obligar a que los paquetes pertenecientes a un mismo flujo (caracterizados por el par origen-destino) vayan por el mismo camino. Esto es perfectamente factible cuando los enlaces son

de muy alta capacidad, por ejemplo STM-4 en adelante, ya que los flujos de datos requieren un nivel de capacidad muy reducido en comparación con el disponible en el enlace, lo que permite que la granularidad sea alta.

La variante de encaminamiento multicamino más extendida es el Encaminamiento Multicamino con Igualdad de Coste o ECMP. Este algoritmo únicamente permite utilizar enlaces de salida con igual coste, lo que tiene la desventaja del reducido número de caminos disponibles.

Otras variantes de encaminamiento multicamino estudiadas en este trabajo son el Encaminamiento Multicamino con Varianza Dinámica, MRDV y otras estrategias basadas en la información de congestión de la red, tanto aisladas como distribuidas, y con cálculo dinámico y estático de caminos.

Adicionalmente, se propone una nueva estrategia que intente aumentar la utilización de los recursos de la red, retrasando la congestión de la red y con ello reduciendo el bloqueo.

### **3.4. Multicamino con igualdad de costes**

En esta estrategia de encaminamiento multicamino, el envío al siguiente salto de un paquete o ráfaga en cada nodo puede realizarse a más de un nodo que cumpla la condición de “mejor camino”, en base al coste asignado a cada enlace de salida del nodo que decide cuál será el siguiente salto. Se trata de una decisión tomada en cada nodo del camino.

En algunas situaciones, el uso de esta estrategia de encaminamiento puede ayudar a equilibrar la carga de la red, reduciéndose la congestión. Sin embargo, adolece de otros problemas como la llegada de paquetes/ráfagas fuera de orden. Además, al tratarse de una estrategia estática, en algunos casos puede empeorar la situación de la estrategia Shortest Path, como el estudiado en [15].

El funcionamiento de ECMP es muy sencillo, y se basa en la asignación de costes a los enlaces de la red, y estando estos disponibles para enviar tráfico a un destino dado en caso de que el coste sea menor o igual que el del resto de enlaces de salida de un nodo. El tráfico se reparte de forma uniforme entre los enlaces de salida que son usables, de manera que si hay 2 enlaces de salida por los que se puede enviar un paquete, este se transmitirá con igual probabilidad (0,5) por ambos.

## 3.5. Multicamino con varianza dinámica

### 3.5.1. Descripción del algoritmo

El algoritmo MRDV se describe con detalle en [11] y [56], y se basa en la utilización de múltiples caminos para llegar a un destino, en función de la carga, permitiendo una reacción a los cambios de tráfico de la red. Se estudió su funcionamiento sobre redes de Conmutación de Ráfagas Ópticas en [43] y en [14], con resultados prometedores en cuanto al reparto de carga.

Orientado a redes IP, este algoritmo trata de complementar a los protocolos *Interior Gateway Protocol (IGP)* actuales. En el funcionamiento del algoritmo, se supone que los nodos utilizan un protocolo de estado del enlace (*link-state*), en el cual los nodos disponen de una visión global de la red que les permite conocer los costes asociados a los diferentes caminos hacia un destino.

Se añade la componente dinámica del algoritmo a través de un parámetro de tolerancia, que varía en función de la carga de la interfaz de salida del camino principal, de manera que al aumentar dicha carga, aumente también el número de caminos alternativos disponibles.

Por tanto, cada interfaz de salida tiene un parámetro asignado, su tolerancia, que varía dinámicamente en función de su carga. Una interfaz de salida, alternativa, se considerará utilizable si cumple

$$M \leq M_{opt}V \quad (3.1)$$

Donde  $M$  es el coste del camino a través de la interfaz secundaria,  $M_{opt}$  es el coste del camino óptimo o principal y  $V$  la tolerancia de la interfaz de salida del camino principal.

Esta estrategia, al variar la tolerancia de los enlaces de salida del nodo, permite que caminos con un coste inicial mayor que el camino principal estén disponibles para transportar tráfico si la tolerancia del camino principal es suficientemente elevada. Este comportamiento permite a la red reaccionar a cambios en la demanda de tráfico de la red, retrasando la aparición de congestión.

Cuando un camino alternativo deje de cumplir la condición anterior, dejará de

estar disponible para transportar tráfico, por lo que todo el tráfico volverá a repartirse entre los caminos disponibles.

### 3.5.2. Definición del parámetro de tolerancia

Dado que la tolerancia varía con el nivel de carga de la interfaz principal, ésta descenderá al desviar carga de ese enlace a los interfaces alternativos, lo cual provocará que disminuya el valor de la tolerancia y ello puede variar la condición de utilización de los enlaces secundarios, ocasionando oscilaciones indeseadas.

Por esta razón, el parámetro de tolerancia se describe como una función a la que se añade un ciclo de histéresis que evite las oscilaciones, forzando que la tolerancia no pueda disminuir a menos que se reduzca significativamente el nivel de carga del enlace.

La función de tolerancia se describe de la siguiente manera:

$$V = 1 + (V_{max} - 1) \rho^k \quad (3.2)$$

Donde  $\rho$  es la carga del enlace,  $V_{max}$  es un valor definido como el máximo que puede alcanzar la tolerancia cuando la carga es del 100% y  $k$  es un número real positivo. Para que la función describa un ciclo de histéresis, se definen dos tramos:

- Tramo ascendente: la carga aumenta, por lo que se desea que la tolerancia aumente exponencialmente  $\Rightarrow k = K_{up} > 1$
- Tramo descendente: la carga disminuye, por lo que la tolerancia debe disminuir de forma exponencial  $\Rightarrow k = K_{down} < 1$

El valor de tolerancia obtenido tras la variación de la carga debe ser:

- El máximo entre el valor previo y el valor obtenido tras aplicar la función ascendente si la carga ha aumentado.
- El mínimo entre el valor previo y el valor obtenido tras aplicar la función descendente si la carga ha disminuido.

El intervalo de actualización del parámetro de tolerancia es importante. Si es corto, las reacciones a variaciones de carga son más rápidas, pero las medidas de ésta son menos precisas, por lo que si el tráfico tiene comportamiento de ráfagas habrá mucha inestabilidad. Por otro lado, si el intervalo es grande, la medida será más precisa pero la capacidad de reacción es menor.

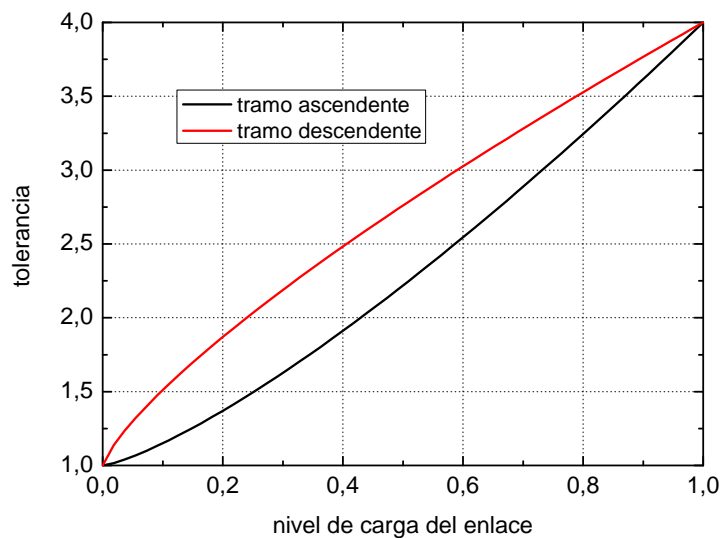


Figura 3.1: Representación de una posible función de tolerancia con  $V_{max} = 4$ ,  $K_{up} = 1,3$  y  $K_{down} = 1/K_{up}$

En la Figura 3.1 se puede ver un ejemplo de la representación de la tolerancia para unos valores de  $V_{max} = 4$ ,  $K_{up} = 1,3$  y  $K_{down} = 1/K_{up}$ .

### 3.5.3. Reparto de la carga

Una vez determinado que hay alguna interfaz alternativa para un camino, se debe decidir la forma en que se reparte la carga, o la cantidad de carga desviada a las interfaces secundarias.

La carga no se distribuirá por igual entre todas las interfaces válidas, sino que el tráfico desviado a cada camino será inversamente proporcional al coste de dicho camino, según la siguiente ecuación:

$$P_i = \frac{1/C_i}{\sum_k 1/C_k} \quad (3.3)$$

Siendo  $P_i$  la proporción de la interfaz de salida  $i$ ,  $C_i$  su coste y  $C_k$  los costes de todas las interfaces de salida susceptibles de enviar tráfico (que cumplen la condición 3.1. De esta manera, cuanto menor coste tenga un camino, más tráfico recibirá, con lo que la distribución del tráfico entre los enlaces de salida tiende a ser bastante justa.

### 3.5.4. Ejemplo de funcionamiento

A continuación se describe el funcionamiento del algoritmo con un ejemplo gráfico. Se tiene una red de 5 nodos como la de la Figura 3.2, en la que la situación inicial es tal que la carga de la interfaz  $A \rightarrow B$  es de 0,4, por lo que no es excesivamente elevada y no hay caminos alternativos entre los nodos A y D.

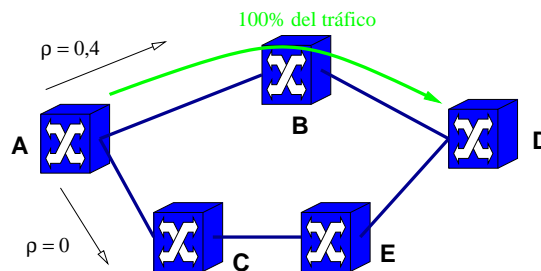


Figura 3.2: Ejemplo de funcionamiento de MRDV: situación inicial

Los costes de las interfaces de salida del nodo A son 3 para llegar al nodo D a través del nodo B y 6 para llegar a D a través del nodo C, tomándose como métrica el número de saltos.

Con estos costes, la tolerancia necesaria para que el enlace  $A \rightarrow C$  sea susceptible de transportar tráfico hacia D es  $V = 2$ . En este ejemplo se utilizará la función de tolerancia descrita por la función representada en la Figura 3.1.

Acto seguido, la carga en el enlace principal sube hasta  $\rho = 0,75$ , lo que provoca que la varianza aumente por encima del valor mínimo necesario, por lo que la interfaz  $A \rightarrow C$  pasa a ser utilizable. Por tanto, se desviará un nivel de carga tal que el reparto quede:

$$P_1 = \frac{1/3}{1/3 + 1/6} = \frac{2}{3} \Rightarrow \rho_1 = P_1 \rho_1 = 0,67 \times 0,75 = 0,5 \quad (3.4)$$

$$P_2 = \frac{2/3}{1/3 + 1/6} = \frac{1}{3} \Rightarrow \rho_2 = P_2 \rho_2 = 0,33 \times 0,75 = 0,25 \quad (3.5)$$

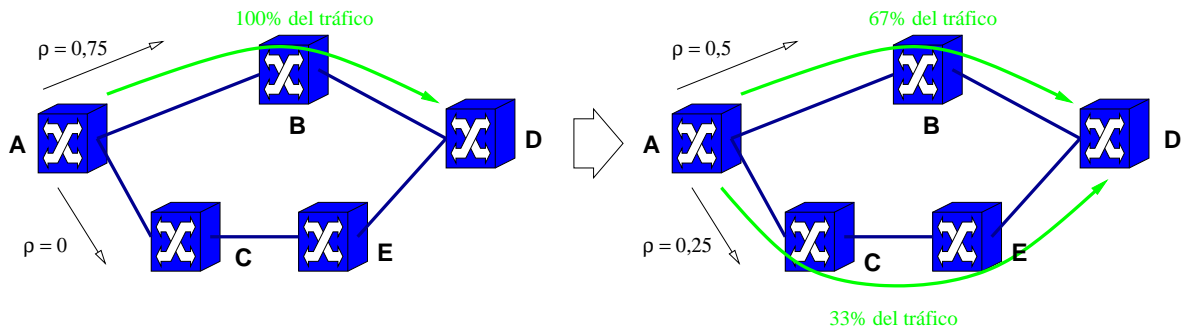


Figura 3.3: Ejemplo de funcionamiento de MRDV: incremento de carga en el enlace principal

Esta situación queda reflejada en la Figura 3.3. El ciclo de histéresis de la tolerancia implica que después de este cambio la red queda estabilizada y no vuelve a volcar carga hacia el enlace principal.

Por último, si se produce un descenso significativo en la carga del enlace  $A \rightarrow B$ , la situación se revierte al momento inicial, cuando sólo había una interfaz utilizable, la principal.

Si con la situación de reparto de carga, el nivel de carga de la interfaz principal desciende a  $\rho_1 = 0,15$ , la tolerancia disminuye por debajo del valor mínimo y ahora la interfaz  $A \rightarrow C$  no es utilizable.

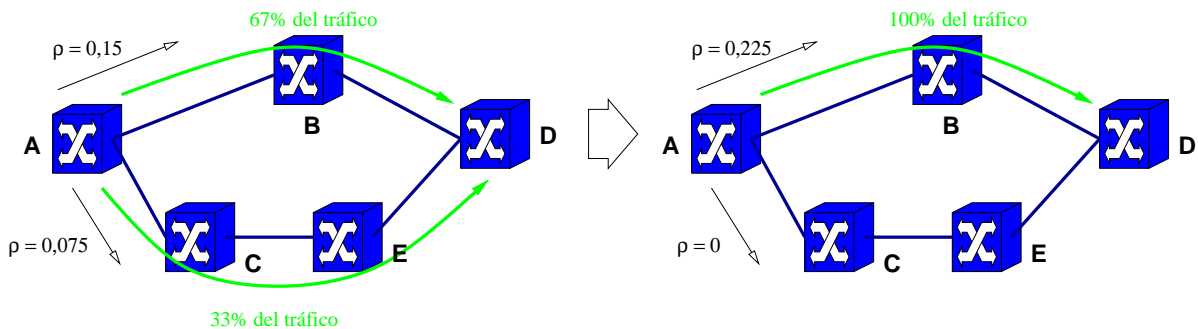


Figura 3.4: Ejemplo de funcionamiento de MRDV: descenso significativo de carga en el enlace principal

En este caso ocurre lo que ilustra la Figura 3.4, donde al reducirse la carga del enlace principal, se puede volver a utilizar completamente ese enlace para llegar al nodo D.

Se observa por tanto que el algoritmo MRDV permite equilibrar la carga de la red, con lo que se retrasa la congestión.

Una ventaja importante del algoritmo es que no requiere implementarlo en todos los routers de la red. Esto permite que sólo sea necesario implantarlo en nodos con mucha carga y desequilibrios grandes de carga, evitando aumentar la complejidad global de la red.

## 3.6. Algoritmos de encaminamiento adaptativo aislados y distribuidos

A continuación se describen una serie de estrategias de encaminamiento adaptativo que se describen en [12], dirigidas a redes OPS y también se estudian en [13] para su aplicación a redes OBS.

En estas técnicas, utilizando el concepto de OBS Etiquetado o *Labeled Optical Burst Switching (LOBS)*, se intenta reducir la congestión en la red evitando los caminos saturados. Para ello, se utiliza como parámetro de diseño el número de caminos precalculados para alcanzar un destino desde el origen,  $k$ .

### 3.6.1. Exclusión de caminos

El algoritmo *Path Excluding (PE)*, pensado inicialmente para redes OPS, funciona de la siguiente manera: cada nodo selecciona siempre la cola de salida menos congestionada entre todos los puertos disponibles en el conjunto de caminos disponibles. Los caminos disponibles forman un conjunto de  $k$  caminos precalculados, que además son los  $k$  caminos más cortos, y no tienen por qué ser disjuntos. Esta selección determina el siguiente salto y excluye del conjunto de caminos disponibles a aquellos que no incluyan este siguiente salto en su ruta. Por tanto, de los  $k$  caminos originales, cada nodo elimina algunos caminos siempre que se mantenga al menos uno.

En la Figura 3.5 se ilustra el funcionamiento de este algoritmo. Se tiene un paquete-

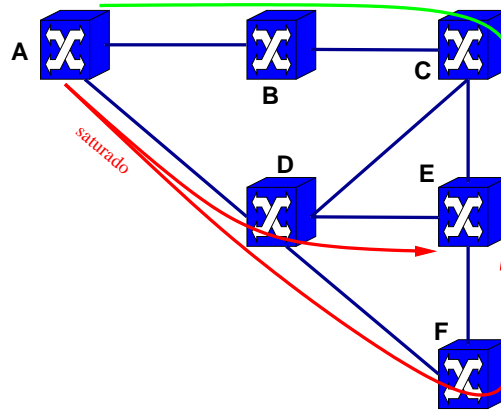


Figura 3.5: Ejemplo de aplicación de Path Excluding: el enlace A-D está saturado y se utiliza la ruta A-B-C-E

te generado en el nodo A con destino el nodo E. Al principio, se establecen caminos, siendo A-D-E el más corto, y luego A-B-C-E y A-D-C-E. Si la cola menos congestionada de A está en el puerto de salida hacia el nodo B, A selecciona como camino fijo A-B-C-E, excluyendo a las demás posibilidades. Esto implica que los demás nodos en el camino elegido no pueden tomar decisiones de encaminamiento.

Si la cola menos congestionada del nodo A es la del puerto de salida hacia el nodo D, entonces se eligen tanto A-D-E como A-D-C-E como caminos posibles. Entonces, el nodo D puede volver a tomar la decisión de encaminamiento directamente hacia E o pasando por el nodo C.

Si las colas de salida del nodo tuvieran el mismo nivel de congestión, se tomaría el camino más corto. Lógicamente, si todas las colas están saturadas, el paquete o ráfaga se pierde.

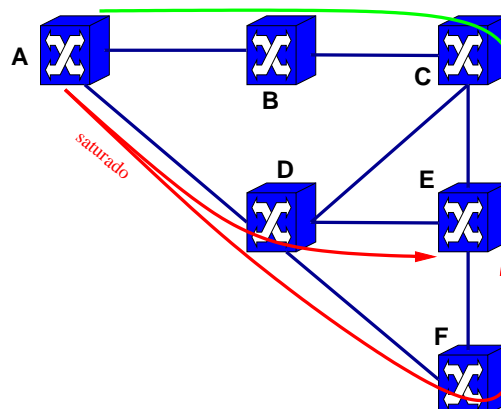


Figura 3.6: Otro ejemplo de aplicación de Path Excluding: el enlace A-D no está saturado y se seleccionan tanto A-D-E como A-D-F-E, decidiendo el nodo D

La Figura 3.6 muestra otro ejemplo de aplicación de esta estrategia, en la que el camino A-D no está saturado, por lo que no se excluye ese camino y el nodo D decidirá si tiene que excluir el caminos D-E o el D-F-E.

### 3.6.2. Múltiples opciones

En la estrategia de encaminamiento *Multiple Choice (MC)*, cada nodo selecciona el mejor camino para cada paquete, entre  $k$  caminos disponibles, con la condición de evitar los bucles. Esta solución ofrece una flexibilidad ligeramente mayor debido a que nodos consecutivos no tienen límite a la hora de evitar los enlaces saturados.

Sin embargo, también tiene el inconveniente de que los paquetes pueden permanecer en la red un tiempo muy prolongado, con el riesgo de que aumente la carga global de la red.

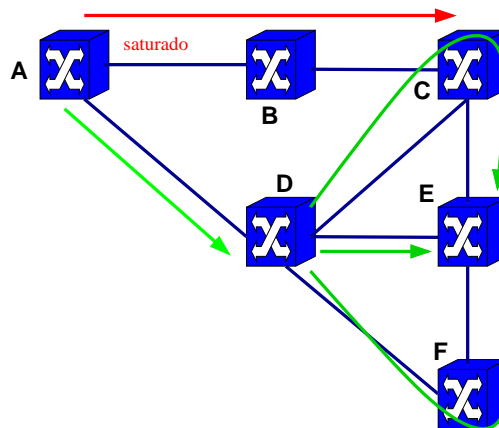


Figura 3.7: Ejemplo de aplicación del algoritmo *Multiple Choice*

Si se considera el mismo caso anterior, el nodo A transmite un paquete al nodo E usando alguno de los 3 caminos posibles: A-D-E, A-B-C-E y A-D-C-E. En el caso de la estrategia MC, el nodo A elige el nodo D como siguiente salto al ser el que tiene menor congestión. En el nodo D, se puede seleccionar uno de los 3 caminos posibles: D-E, D-C-E y D-F-E, y así sucesivamente. Este funcionamiento se ilustra en la Figura 3.7.

Se puede establecer un número máximo de saltos (MAXHOP) para limitar el tiempo que permanecen los paquetes en la red.

### 3.6.3. Camino de *by-pass*

*Bypass Path (BP)* selecciona un camino en el nodo de origen del paquete como función del estado de sus colas de salida. La ruta sólo puede modificarse cuando el paquete se encuentra con un enlace saturado. En ese caso, el nodo intenta hacer un “by-pass” de ese enlace saturado utilizando un nodo intermedio para alcanzar al próximo salto.

En la Figura 3.8 se muestra un ejemplo de funcionamiento de esta estrategia. El nodo A transmite un paquete con destino el nodo E a través del nodo D, y al estar saturado el enlace D-E, el nodo D desvía el paquete por uno de los dos caminos de *by-pass* en su tabla de encaminamiento: D-C-E y D-F-E, seleccionando el que tenga la cola menos saturada.

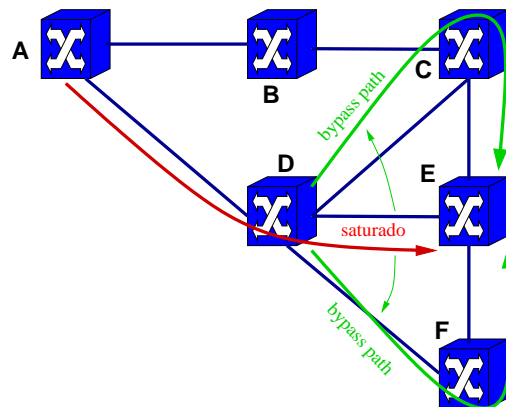


Figura 3.8: Aplicación de Bypass Path en la que el enlace D-E está saturado, por lo que el nodo D desviará el tráfico del camino por C o por F

### 3.6.4. Camino distribuido con 1 alternativa

Este algoritmo, conocido como *Distributed Path with 1 alternative*, es una estrategia de encaminamiento adaptativa distribuida, ya que no se basa únicamente en la información local de cada nodo para tomar las decisiones de encaminamiento.

Partiendo de que cada nodo preestablece los  $k$  LSPs más cortos hacia cualquier destino, la clave de este algoritmo para elegir el LSP más adecuado está determinada por una función de coste que depende de 3 parámetros:

- La media de ráfagas perdidas de cada enlace (ABL, Average Burst Loss)

- La utilización media del enlace (ALU, Average Link Utilization)
- La ocupación media de buffer (ABO, Average Buffer Occupancy)

Cada LSP  $j$  de la red tiene diferente coste, calculado como la suma de las contribuciones de cada enlace que forma el camino. La fórmula que se utiliza es

$$f_j = \sum_i (\alpha ABL_i + \beta ALU_i + \gamma ABO_i) \quad j = 1, \dots, k \quad (3.6)$$

Donde  $\alpha$ ,  $\beta$  y  $\gamma$  son los pesos de cada parámetro,  $j$  representa el LSP y  $i$  es el enlace del LSP cuya contribución se suma.

De esta manera, cada nodo tiene una visión global del estado de la red y sabe la congestión existente en sus  $k$  LSPs, significando un valor bajo que la congestión es reducida.

Para que los nodos tengan conocimiento de esta información de los demás, cada nodo mide el estado de sus parámetros (ABL, ALU y ABO) en un intervalo de tiempo determinado (DB\_Update), y a continuación inunda la red con la información recolectada para que llegue a los demás nodos. La información llega a todos los nodos tras cierto retraso (Delay\_update), calculándose a continuación los costes de cada LSP y las ráfagas se envían utilizando únicamente los LSPs con menor función de coste.

### 3.6.5. Camino distribuido con $k$ alternativas

*Distributed Path with k alternatives (DP-k)* es una generalización del anterior, *Distributed Path with 1 alternative (DP-1)*, en la cual no sólo se puede utilizar un LSP de los  $k$  establecidos, sino que se admite la transmisión de las ráfagas a través de los  $k$  LSPs establecidos, pero con una probabilidad que es inversamente proporcional a su coste, de manera que aquellos LSPs cuyo coste sea muy elevado, recibirán menos tráfico que aquellos con menor coste.

### 3.6.6. Resultados obtenidos

Los resultados que se han obtenido para estas estrategias de encaminamiento adaptativo muestran que no ayudan mucho a reducir la congestión, sólo mejorándo-

se levemente los resultados de probabilidad de pérdida de ráfagas que se obtienen con la estrategia de encaminamiento por el camino más corto.

Por otro lado, los algoritmos distribuidos tampoco producen una mejora significativa en la probabilidad de bloqueo en el escenario considerado en el estudio de estas técnicas.

### 3.7. Estrategias de balanceo de carga dinámico basadas en la información de congestión

Las estrategias que se explican a continuación están definidas en [57] y buscan evitar la contienda en los nodos intermedios, utilizando dos maneras de proceder a la hora de hacer frente a la congestión: cálculo de rutas estático con selección dinámica de caminos y cálculo de rutas dinámico.

#### 3.7.1. Técnica de cálculo de rutas estáticas basada en congestión

Llamada en origen *Congestion-Based Static-Route Calculation Technique*, esta técnica busca evitar la contienda, para lo cual calcula de forma estática caminos disjuntos alternativos y selecciona uno de ellos de forma dinámica en base a la información de congestión recolectada de los nodos del núcleo (core nodes) por los nodos frontera (edge nodes). La carga de los enlaces se calcula durante un intervalo de tiempo fijo,  $\tau$ . Los nodos del núcleo considerarán que un enlace  $i$  tiene un estado de carga igual a 1 si su carga supera un umbral determinado  $\rho_{max}$ , y el estado será 0 si no es así:

$$\rho_i \geq \rho_{max} \Rightarrow LS_i = 1 \quad (3.7)$$

Cuando un nodo frontera va a enviar una ráfaga, determina si debe ser transmitida por el camino principal o por un camino alternativo.

El nodo frontera calcula el estado de carga del camino principal como suma de los estados de carga de los enlaces del camino:

$$LS_{(s,d)}^P = \sum_{i \in P} LS_i \quad (3.8)$$

Considerando los enlaces  $i$  que pertenecen al camino principal  $P$ .

Si el estado de carga del camino es mayor que cero, entonces alguno de los enlaces del camino tiene su estado a 1, por lo que se calculan los estados de carga de los caminos alternativos de la misma forma que el estado del camino principal, y se compara con el estado del camino principal. Si el estado del camino alternativo es nulo, la ráfaga se enviará por este, mientras que si no lo es, se enviará por el que tenga un estado de carga menor.

En lugar de transmitir la ráfaga por un camino ya saturado (principal o alternativo), existe la opción de retrasar la ráfaga (usando FDLs) en el nodo frontera o bien descartar la ráfaga en el mismo nodo frontera.

### 3.7.2. Técnica de cálculo de rutas dinámicas de menor congestión

Su nombre original es *Least-Congested Dynamic-Route Calculation Technique*, y la diferencia fundamental con la anterior es que el cálculo de los caminos se realiza de forma dinámica cada cierto tiempo. El cálculo de las rutas dinámicas se puede realizar en base a diversas métricas, tales como la distancia física, el número de saltos, la información de congestión o la carga del enlace.

Para determinar la función peso del camino se puede utilizar una sola métrica o una combinación de ellas. Por ejemplo, en el artículo se han tomado dos métricas para el estudio:

- Basada en la combinación de la congestión y el número de saltos:

$$W_{(i,j)} = \rho_{(i,j)} + 1 \quad (3.9)$$

- Basada en la combinación de la congestión y la distancia geográfica:

$$W_{(i,j)} = \rho_{(i,j)} + \frac{d_{(i,j)}}{d_{max}} \quad (3.10)$$

Siendo  $d_{max}$  la máxima distancia geográfica de todos los enlaces de la red.

Se ha determinado que la métrica que mejores resultados ofrece es la basada en el número de saltos en términos de pérdidas, ya que se eligen los caminos con menor número de nodos intermedios, lo que reduce la probabilidad de contienda en el

núcleo de la red. A cambio, una métrica basada en distancia geográfica, proporciona mejores resultados en cuanto al retardo, ya que se eligen los enlaces con mejor longitud y ello reduce el retardo de propagación.

### 3.7.3. Resultados obtenidos

En este caso, los resultados de probabilidad de bloqueo no se han obtenido para la pérdida de ráfagas, sino para la pérdida de los paquetes que forman la ráfaga. Los autores argumentan que la pérdida real de datos se produce con la pérdida de paquetes, ya que las ráfagas son de tamaño variable.

En los resultados obtenidos para el escenario elegido por los autores, se observa una leve mejora de la probabilidad de pérdida de paquetes, mayor en el caso de la técnica con cálculo dinámico de rutas. En esta técnica, además, se observa una menor probabilidad de bloqueo usando la métrica basada en saltos que usando la métrica de distancia geográfica, al reducirse la probabilidad de contienda.

En el caso de la técnica de cálculo estático de rutas, el parámetro  $\rho_{max}$  determina el nivel de carga en el que se obtiene la mejora: si el nivel de carga es reducido, es mejor un valor de  $\rho_{max}$  bajo, mientras que para niveles de carga elevados, se obtienen mejores resultados con valores grandes de  $\rho_{max}$ . Las conclusiones al respecto del intervalo de cálculo de la carga,  $\tau$ , son las mismas.

## 3.8. Reenvío adaptativo multicamino de ráfagas ópticas

Esta estrategia de encaminamiento se estudia en [55] (*Multi-path Adaptive Optical Burst Forwarding*) y se trata de una aproximación proactiva, frente a las técnicas reactivas típicas para la resolución de contienda. En este sentido, la estrategia intenta evitar la contienda antes de que se produzca, en lugar de resolverla.

Por otro lado, se adapta automáticamente a variaciones del perfil de tráfico en la red. Además, la toma de decisiones dinámica se basa en la información local de los nodos de ingreso a la red, en lugar de obtener información global de estado.

La principal ventaja de esta estrategia adaptativa es su potencial para aproximar la red al estado de equilibrio óptimo global.

Se considera en primer lugar que realizar un reparto de carga al estilo de las redes

IP no es la solución óptima para redes OBS. Este reparto se basa en asignar a cada camino una proporción inversamente proporcional al ancho de banda del enlace de salida. Por el contrario, en redes OBS una solución más adecuada consiste en transmitir toda la carga de un par origen-destino dado por un único camino óptimo, siendo ese camino óptimo dependiente del estado global de la red en cada momento.

En esta estrategia de encaminamiento, se mantiene un número  $n$  de caminos disponibles entre cualquier par origen-destino, y el origen deberá seleccionar el camino que se considere óptimo en cada instante de tiempo.

La técnica se basa fundamentalmente en transmitir la carga hacia un mismo destino por un único camino óptimo. La métrica considerada para definir el camino óptimo es que dicho camino debe tener la menor probabilidad de bloqueo. La medida de la probabilidad de bloqueo se realiza enviando una fracción muy pequeña de tráfico sobre caminos no óptimos y utilizando los mensajes de reconocimiento (ACK) o no reconocimiento (NACK) del envío de las ráfagas, lo que permite a cada nodo de ingreso monitorizar las ráfagas que se descartan en la red.

Este modo de funcionamiento elimina el problema de la llegada de paquetes fuera de orden, aunque puede provocar la necesidad de mecanismos poco escalables para poder realizar la clasificación de los paquetes en el borde de la red OBS.

Al basarse en las medidas realizadas sobre los caminos no óptimos, el nodo de ingreso puede seleccionar el nuevo camino óptimo, mientras continúa monitorizando el resto de caminos de forma simultánea.

Una ventaja importante de monitorizar los caminos no óptimos es que se puede cambiar a un nuevo camino rápidamente cuando la tasa de pérdidas se reduce, por lo que la capacidad de reacción a los cambios del perfil de tráfico es muy grande.

El inconveniente de reducir el *throughput* total que tiene el dividir el tráfico entre caminos no óptimos se compensa con esa capacidad de seleccionar un nuevo camino óptimo.

Otro problema que puede surgir en el empleo de esta técnica es la llegada de paquetes fuera de orden debido a la utilización de caminos no óptimos para realizar la monitorización de la probabilidad de bloqueo de los caminos. Este problema puede resolverse empleando la técnica de *Multi-Path Burst Pipelining*, consistente en aprovechar la falta de memorias en las redes OBS, ya que sólo hay que tener en cuenta

los retardos extremo a extremo de cada camino para compensar las llegadas fuera de orden.

Para ello, se introduce un retardo adicional  $\Delta$  entre dos ráfagas consecutivas transmitidas por dos caminos  $P_l$  y  $P_m$ , que para el caso de un esquema de señalización JET, se puede calcular teniendo en cuenta que los instantes de transmisión de las ráfagas  $B_i, T_i$  y  $B_{i+1}, T_{i+1}$  deben cumplir la siguiente ecuación para que la llegada se produzca en orden

$$T_{i+1} - T_i \geq t_i + (d_l - d_m) \quad (3.11)$$

Siendo  $t_i$  el retardo de transmisión de la ráfaga  $B_i$ ,  $d_l$  es el retardo de propagación del camino  $P_l$  y  $d_m$  el del camino  $P_m$ . Entonces, el retardo a introducir entre ambas ráfagas debe ser

$$\Delta = d_l - d_m \quad (3.12)$$

Advertir que el hecho de añadir este retardo a la transmisión de la ráfaga hacia la red óptica no implica que se reduzca la utilización, ya que la suma de todos los retardos añadidos es nula para varias ráfagas transmitidas por múltiples caminos.

### 3.8.1. Resultados obtenidos

Los resultados obtenidos en las simulaciones con esta solución adaptativa muestran que con ella se consigue seleccionar los caminos óptimos entre los preestablecidos, de manera que se reduce la probabilidad de pérdida de ráfagas global. Esta reducción es especialmente significativa para los casos considerados en el estudio.

## 3.9. Propuesta de estrategia: Encaminamiento Adaptativo Multicamino para OBS

La propuesta de este estudio para tratar de mejorar los resultados obtenidos por las estrategias anteriormente descritas busca aumentar la disponibilidad de los caminos alternativos. Se ha denominado al algoritmo Encaminamiento Adaptativo

Multicamino para OBS, *Adaptive Multi-path OBS Routing (AMOR)* en inglés, al tratarse de una estrategia de encaminamiento multicamino y adaptativa, ya que reacciona a las variaciones de estado de congestión en la red. Esta estrategia fue presentada en [58].

A continuación se describe el funcionamiento detallado de esta estrategia de encaminamiento propuesta.

### 3.9.1. Descripción del algoritmo

La idea que subyace detrás del desarrollo de este algoritmo se basa en la estrategia seguida por el algoritmo MRDV visto en [11] para redes IP, pero más orientado a las características particulares de la Conmutación de Ráfagas Ópticas (OBS), ya que el comportamiento de una red IP varía enormemente respecto a una red OBS.

Partiendo de la estrategia de asignación dinámica de costes y variación de métrica del enlace en función del estado de cada enlace de salida de los nodos, propuesta en el algoritmo MRDV, buscamos un método similar de distribución de la carga que se adecúe a redes de ráfagas ópticas (OBS). El uso en una red OBS del mismo algoritmo MRDV, al estar éste orientado a redes IP que disponen de memorias de almacenamiento en los routers IP. En redes OBS las memorias de almacenamiento tienen un nivel de restricción mayor, debido a que las FDL son simples retardos de valor fijo, o directamente son inexistentes.

Al igual que en MRDV, en AMOR se supone que los nodos utilizan un protocolo *link-state*, por lo que conocen los caminos posibles entre dos nodos y sus costes asociados. Esto permite que el algoritmo sólo emplee información local a los nodos, generando un mecanismo local, con las ventajas que ello posee frente a un mecanismo distribuido.

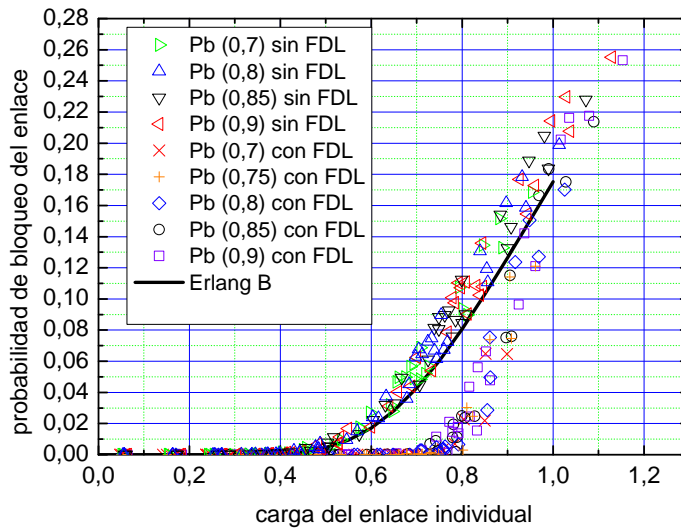
El objetivo fundamental del algoritmo es realizar un reparto del tráfico existente en la red que resulte adecuado para reducir la probabilidad de bloqueo global de la red. En una red no balanceada, se da la situación de que algunos enlaces están muy sobrecargados, mientras que otros están infrautilizados debido al poco tráfico que se cursa por ellos. La idea es, pues, utilizar los enlaces que estén libres de tráfico para desviar por ellos tráfico de otros enlaces más cargados.

La necesidad de nivelar la carga entre los enlaces se hace evidente cuando se

observa la relación entre el nivel de carga de un enlace y su probabilidad de bloqueo, representada en la Figura 3.9. Se observa que la probabilidad de bloqueo del enlace crece muy rápidamente a partir de un umbral del nivel de carga, por lo que interesa tener los enlaces en una zona de carga reducida. Se observa también que para el caso de que no existan líneas de retardo en los nodos, la relación entre carga y probabilidad de bloqueo se aproxima a una distribución Erlang-B, que toma la siguiente expresión teórica para la probabilidad de bloqueo cuando se tiene una tasa de llegadas exponencial:

$$p_b(n, \rho) = \frac{\rho p_b(n-1, \rho)}{n + \rho p_b(n-1, \rho)} = \frac{(n\rho)^n}{n! \sum_{i=0}^n \frac{(n\rho)^i}{i!}} \quad (3.13)$$

Siendo  $n$  el número de longitudes de onda y  $\rho$  el nivel de carga normalizada (tiempo total de ocupación normalizado al tiempo total transcurrido para cada longitud de onda), por lo que  $n\rho$  es la intensidad de tráfico en Erlang.



**Figura 3.9:** Relación entre la carga de un enlace y su probabilidad de bloqueo, en función del tipo de nodo: sin usar líneas de retardo o usando 4 líneas de retardo con la misma granularidad que el tamaño medio de ráfaga. Resultados obtenidos para planificador Horizon

El funcionamiento del algoritmo se basa en la definición de una función de costes para cada enlace por el que se pueda alcanzar cierto destino y en el uso de encaminamiento multicamino:

1. Inicialmente, la red utiliza una estrategia de encaminamiento estática para alcanzar los destinos de cada flujo de tráfico. Se ha optado por emplear ECMP. El enlace principal será uno de los que tenga menor métrica, que será el número de saltos.
2. Periódicamente, en cada nodo que implementa el algoritmo, se realiza una serie de cálculos en cada enlace, obteniendo los costes para cada camino (hacia un destino concreto) por todas las interfaces de salida del nodo.
3. A continuación, tras realizar el cálculo de costes, se eligen los posibles enlaces de salida por los que se pueden encaminar los flujos de tráfico.
4. La elección de un enlace de salida como apto para ser una alternativa al enlace principal se realiza en función de los costes de ambos: un camino  $i$  es apto para ser utilizado como alternativa del camino principal  $p$  si:

$$C_i < C_p \quad (3.14)$$

5. La cantidad de carga a repartir por los caminos secundarios dependerá de la capacidad de estos para transportar la carga desviada.

### 3.9.2. Definición de la función de coste

En redes OBS se define una función de costes que puede depender de diversos parámetros descriptores del estado del enlace. En MRDV se usaba únicamente el ancho de banda de los enlaces para definir su coste como inversa del ancho de banda, sumándose el número de saltos hasta el destino. Por otro lado, la varianza en MRDV depende únicamente del nivel de carga del enlace, para determinar qué enlaces secundarios son utilizables.

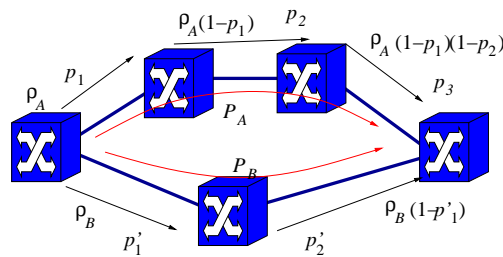
En OBS, si bien la carga está directamente relacionada con la probabilidad de bloqueo, una medida de carga no equivale a una medida de probabilidad de bloqueo, dependiendo dicha probabilidad de bloqueo además del tipo de nodo (con o sin FDL, por ejemplo) y del perfil de tráfico. Por ello, en esta estrategia de encaminamiento se ha elegido la probabilidad de bloqueo del enlace como uno de los parámetros a considerar para calcular el coste del enlace, en detrimento del nivel de carga del enlace.

La función de coste de un enlace aplicando el algoritmo AMOR queda determinada por los siguientes parámetros:

- Número de saltos hasta el destino ( $N$ ): la probabilidad de bloqueo de un camino aumenta al aumentar el número de saltos, ya que cada nuevo salto introduce una probabilidad de bloqueo adicional que se suma, ponderada por la probabilidad del salto anterior. Este hecho, propio de redes OBS en las que no suele haber memorias, se ilustra en la Figura 3.10. A mismo nivel de carga en ambos caminos, la probabilidad de bloqueo total es mayor para el que tiene más saltos, ya que existe un término de suma adicional por el último salto.
- Tasa de pérdida de ráfagas del enlace: se define una función de peso del coste, que multiplica al número de saltos para determinar el coste del enlace  $W_{pb} = C(p_b)$

$$C_i = W_{pb} N = W_{pb} \sum_k 1 \quad (3.15)$$

Dado que la relación entre el nivel de carga del enlace y su tasa de bloqueo depende en gran medida del tipo de nodo que estemos considerando, como se ve en la Figura 3.9, es más útil usar el parámetro sobre el cual interesa actuar en la red. De esta manera, se actúa sobre la probabilidad de bloqueo sin importar el estado de carga de los enlaces.



$$P_A = p_1 + (1 - p_1)p_2 + (1 - p_2)(1 - p_1)p_3$$

$$P_B = p'_1 + (1 - p'_1)p'_2$$

Figura 3.10: Ejemplo ilustrativo del incremento de la probabilidad de bloqueo con el número de saltos

La función peso del coste se define de una forma similar a como se define para el algoritmo MRDV, estableciéndose el mínimo en 1 y un máximo para el nivel máximo

de probabilidad de bloqueo. También existe un parámetro que determina la forma de la curva, así como un ciclo de histéresis para la prevención de inestabilidades.

Para determinar la función que define el peso, se considera que las variaciones de probabilidad de bloqueo deben generar variaciones del peso, de acuerdo con la siguiente ecuación diferencial con restricciones:

$$\frac{\partial W_{p_b}}{W_{p_b}} = k \frac{\partial p}{p}$$

$$W(p = p_{min}) = W_{min} = 1$$

$$W(p = 1) = W_{max}$$
(3.16)

La resolución de esta ecuación diferencial es:

$$\log(W_{p_b} - W_{min}) = \log p^k + \log c$$

$$W = W_{min} + cp^k$$
(3.17)

Dado que las probabilidades tienen una relación exponencial con el nivel de carga, es posible asemejar esta probabilidad con el nivel de saturación de los enlaces, tomando como función  $p$  la siguiente expresión:

$$p = \begin{cases} \frac{\log p_b - \log p_{b_{min}}}{-\log p_{b_{min}}} & p_b \geq p_{b_{min}} \\ 0 & p_b < p_{b_{min}} \end{cases}$$
(3.18)

De manera que el valor de  $p$  varía entre 0 y 1, una vez fijado el valor de la probabilidad de bloqueo mínima.

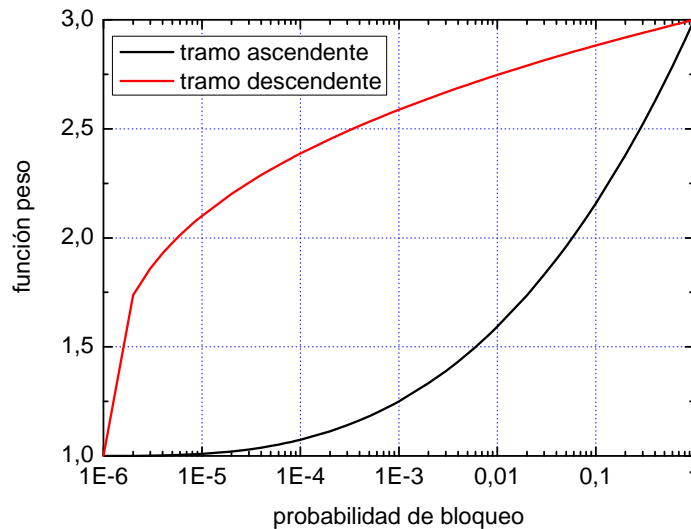
Con estas definiciones, y utilizando las restricciones de la ecuación diferencial, la función peso queda descrita por la siguiente fórmula:

$$W_{p_b} = 1 + (W_{max} - 1) \left( \frac{\log p_b - \log p_{b_{min}}}{-\log p_{b_{min}}} \right)^k$$
(3.19)

El parámetro  $W_{max}$  determina el valor máximo que podrá tomar el coste de un enlace (de acuerdo con el número de saltos a destino), y también la posibilidad de que caminos más largos sean elegibles para llegar a un destino. Este parámetro es necesario adaptarlo al tipo de red de que se trate.

El mínimo de probabilidad de bloqueo,  $p_{b_{min}}$ , debe establecerse en un valor mayor a cero al aparecer logaritmos en la función. Este mínimo marca un límite en la capacidad de reaccionar a incrementos de la probabilidad de bloqueo por debajo de ese mínimo, por lo que habrá que estudiar el valor adecuado para este parámetro, que además dependerá del tipo de nodos OBS que se encuentren en la red y de las prestaciones deseadas.

Por otro lado, el parámetro  $k$  determina la forma de la subida de la función, así como el ciclo de bajada en el tramo descendente para la histéresis. En la Figura 3.11 se puede ver la representación de esta función de peso para los valores  $W_{max} = 3$ ,  $k = 3$  tomándose como exponente para el ciclo de bajada el valor inverso de  $k$ .



**Figura 3.11:** Función peso del coste de un camino en función de la probabilidad de bloqueo en el enlace para  $W_{max} = 3$ ,  $k_{up} = 3$ ,  $k_{down} = 1/k_{up}$  y  $p_{b_{min}} = 10^{-6}$

Que un camino sea utilizable para transportar la carga de un nodo intermedio a su destino, dependerá de dos factores:

- Que en un momento dado, su coste pase a ser inferior al del camino principal. En ese caso, se realiza un cálculo de proporciones al encontrarse algún camino alternativo.
- Que ya haya sido elegido como camino utilizable porque en algún instante anterior de tiempo su coste fue inferior al del camino principal. En este caso,

si su coste sigue siendo inferior al del camino principal, recibirá más carga, mientras que si es superior al del camino principal, se reducirá la proporción del camino alternativo.

El tiempo entre cálculos del coste de los enlaces es un parámetro que debe dimensionarse de acuerdo con el perfil de tráfico de la red. Este tiempo determina la fiabilidad de la medida de carga y probabilidad de bloqueo del enlace, ya que cuanto mayor sea, mejor será dicha medida. Además, determina la capacidad de reacción del algoritmo a variaciones en el perfil de tráfico, ya que si este tiempo es demasiado grande, tardará mucho en calcular los nuevos costes y por tanto en variar las proporciones de carga.

Esto requiere llegar a un compromiso entre la capacidad de reacción y la fiabilidad de la medida del estado de los enlaces, para evitar inestabilidades.

El proceso de reparto de la carga entre los enlaces de salida de un nodo que sean utilizables para un destino a alcanzar se explica a continuación.

### **3.9.3. Reparto de la carga**

Como se ha visto anteriormente en la Figura 3.10, si un camino alternativo tiene más saltos que el principal, al mismo nivel de carga que transporten ambos caminos, el alternativo tendrá una mayor probabilidad de bloqueo. Por ello, para realizar el cálculo del reparto de carga deberá tenerse en cuenta el número de saltos de los caminos alternativos, con el objetivo de que su probabilidad de bloqueo no resulte superior al camino principal.

El número de saltos de los caminos se considera en la función de costes, por lo que las posibles variaciones en el reparto quedarán influidas por la relación entre costes de los caminos utilizables.

Es importante resaltar que, a diferencia de lo que ocurre en MRDV, en el momento en que el coste de un camino secundario supere al coste del camino principal, en AMOR, ese camino no deja de ser utilizable por completo. Esto reduce en gran medida los vaivenes de carga y de probabilidad de bloqueo que se producen como consecuencia de los trasvases de carga entre caminos.

Además, en MRDV las proporciones de reparto para un destino son fijas para un número de caminos alternativos dado, y sólo varían en caso de que se añada o se

elimine algún camino secundario. En AMOR se modifica la proporción de reparto en pequeñas cantidades para buscar un equilibrio de carga entre los enlaces.

El proceso de reparto de la carga en AMOR se describe a continuación para calcular la entrada de la tabla de rutas de un nodo determinado hacia un destino dado:

1. En primer lugar, se considera que el coste del camino principal, tras haberse calculado por primera vez los costes de los caminos, es mayor que un número dado de costes de otros enlaces de salida del nodo, de manera que existen algunos caminos alternativos al principal utilizables para llegar al destino.
2. Conociéndose el número de saltos, los costes, el nivel de carga y las probabilidades de bloqueo de cada uno de los enlaces, es posible determinar la proporción de reparto entre dichos enlaces. Al tratarse del primer cálculo de las proporciones, se tomará el mismo reparto que en MRDV, considerando como costes los saltos hacia destino de cada uno de los caminos:

$$P_i = \frac{1/N_i}{\sum_m 1/N_m} \quad (3.20)$$

Donde  $N_i$  es el número de saltos hasta el destino considerado por el enlace  $i$  y  $N_m$  son los números de saltos de los enlaces cuyo coste es menor o igual que el del camino principal. Se puede verificar que para cualquier número de enlaces con el número de saltos que tenga cada uno, la suma de las proporciones es igual a 1.

3. Después de este primer reparto, la red cambia su estado, lo que modificará las probabilidades de bloqueo de los enlaces y los niveles de carga. Por tanto, el algoritmo volverá, tras un tiempo determinado, a medir estos parámetros y a calcular los nuevos costes, determinando si es necesario realizar alguna variación en las proporciones.

Los enlaces que verán aumentada su proporción de carga son aquellos cuyo nuevo coste cumple  $C_i \leq 0,8C_p$ , es decir, que es un 20% inferior al coste del camino principal. Por el contrario, los enlaces que reducirán su proporción de carga son los que tienen un coste tal que  $C_i \geq 1,2C_p$ , es decir, que su coste es un 20% superior al coste del camino principal.

4. Si con los nuevos costes aparece algún otro camino que no estaba antes marcado como disponible, se marca como tal y se vuelven a calcular las proporciones como en el punto 2. Además, se calcula la parte de proporción que se pierde en los enlaces que ya estaban disponibles, como consecuencia de la aparición de otro camino alternativo en la tabla de rutas. Es decir, que si antes se tenían unas proporciones  $P_i$  en los  $i = 1 : j$  caminos disponibles, tras el nuevo cálculo de proporciones se tendrán unas proporciones  $P'_i$  en los  $i = 1 : m$  caminos.

Todas las diferencias de proporción  $\Delta P_i = P'_i - P_i$  para  $i = 1 : j$  se suman y al final se reparten entre todos los enlaces que deban aumentar su carga, de manera que la suma siempre se mantiene igual a 1 y los repartos son proporcionales. El reparto de estas diferencias de proporción se realiza de forma ponderada con el número de saltos, entre los  $l$  caminos que deban aumentar su carga:

$$P_i = P'_i + \sum_{n=1}^j (P'_i - P_i) \frac{1/N_i}{\sum_{l \neq m} 1/N_l} \quad (3.21)$$

5. Tanto si se han calculado nuevas proporciones al aparecer un nuevo camino como si no, el algoritmo ha determinado anteriormente los enlaces que reducen su proporción de carga y los enlaces que la aumentan.

Además del ajuste que se realiza en caso de que se hayan recalculado las proporciones por la aparición de un nuevo enlace alternativo, se desviará más carga de unos enlaces a otros en función de si deben aumentar o disminuir la proporción de carga.

La proporción de carga que se gana o pierde es una función de la carga de los enlaces principal y secundario que se calcula, además del número de saltos de ambos caminos. Esta función trata de obtener desviaciones de la proporción de los enlaces relativamente pequeñas, para prevenir inestabilidades y variaciones grandes de la probabilidad de bloqueo, que aumenta con el número de saltos como se ha visto en la Figura 3.10. La expresión que determina la variación de las proporciones es:

$$\Delta P_i = \frac{\rho_p - \rho_i}{N_p + N_i} \quad (3.22)$$

Siendo  $\rho_p$  el nivel de carga del enlace principal,  $\rho_i$  el nivel de carga del camino secundario que se está calculando y  $N_p$  y  $N_i$  es el número de saltos de cada enlace.

La carga que gana un enlace se extrae del enlace principal, mientras que la carga que pierde un enlace se repartirá entre todos los enlaces que deban ganar carga, incluyéndose el enlace principal si éste no debe perder carga.

Finalmente, la variación que se produce en las proporciones va determinada por las siguientes condiciones:

- Se reduce la proporción de carga de un enlace  $i$  si su coste cumple  $C_i \geq 1,2 \cdot C_p$  y el valor de  $\Delta P_i < 0$ .
- Se aumenta la proporción de carga de un enlace  $i$  si su coste cumple  $C_i \leq 0,8 \cdot C_p$  y el valor de  $\Delta P_i > 0$ .
- En otro caso, la proporción del enlace  $i$  no varía.

La condición de  $\Delta P_i < 0$  para que un enlace reduzca su proporción de carga se debe a que no se reduce la proporción sólo por el coste, sino que si el enlace principal está más cargado que el secundario, no se le aumentará la proporción de carga para no aumentar su coste. Aunque esta situación no parezca normal, puede ocurrir cuando el número de saltos del camino alternativo es superior al camino principal y dependerá de los parámetros que describen la función de costes implementada.

### 3.9.4. Ejemplo de aplicación

A continuación se muestra un ejemplo de aplicación del algoritmo descrito para ilustrar su funcionamiento, en comparación con el funcionamiento de MRDV, por lo que usamos la misma red de ejemplo. Para relacionar el nivel de carga con la probabilidad de bloqueo, se utiliza la ecuación 3.13 de Erlang-B descrita anteriormente, suponiendo que cada enlace dispone de 16 longitudes de onda.

La situación inicial se ve en la Figura 3.12, en la cual la carga del enlace  $A \rightarrow B$  es de 0,4, lo cual corresponde con una probabilidad de bloqueo  $p_b = 6 \cdot 10^{-4}$ . Si se utiliza la función de peso de la Figura 3.11 ( $k = 3$ ,  $W_{max} = 3$ ,  $p_{min} = 10^{-6}$ ), el valor del peso correspondiente a esa probabilidad de bloqueo es de 1,198, por lo que el

coste del enlace principal es  $C_1 = 2,396$ , inferior al coste del enlace  $A \rightarrow C$ ,  $C_2 = 3$ , por lo que este no es utilizable.

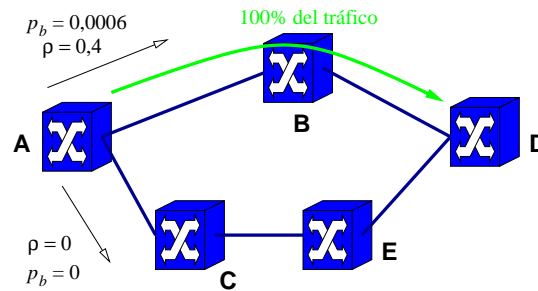


Figura 3.12: Ejemplo de funcionamiento de AMOR: situación inicial

A continuación, se produce un incremento en la carga del enlace  $A \rightarrow B$  a 0,75, incrementándose la probabilidad de bloqueo de dicho enlace a 0,0604, siendo el nuevo coste del enlace  $C_1 = 2 \cdot 2,012 = 4,024$ , superior al coste del enlace  $A \rightarrow D$ .

Por tanto, se repartirá la carga del flujo de 0,75 entre ambos enlaces, pasando a la situación que se ilustra en la Figura 3.13.

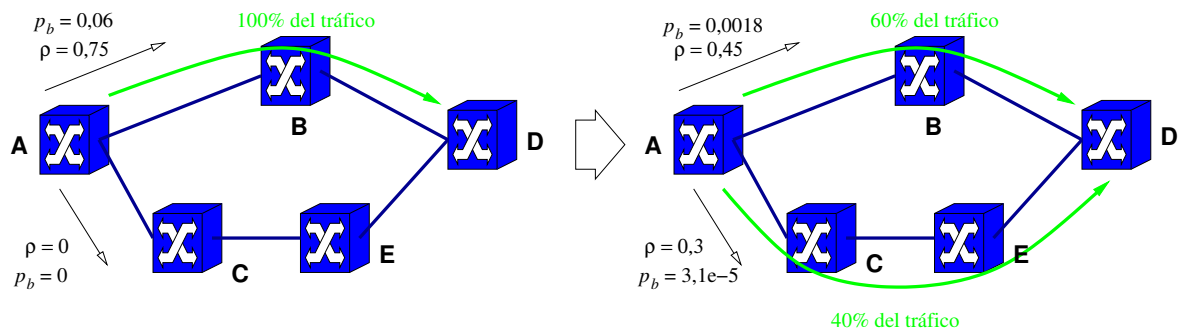


Figura 3.13: Ejemplo de funcionamiento de AMOR: incremento de carga del enlace principal y reparto de la carga

En esta nueva situación, la probabilidad de bloqueo del camino principal ha descendido a  $1,8 \cdot 10^{-3}$ , que gracias al ciclo de histéresis hace que el peso se mantenga en el valor anterior.

Posteriormente, en sucesivas entradas del algoritmo, el reparto de carga varía hasta que el coste del enlace  $A \rightarrow C$  aumenta lo suficiente para que no siga aumentando la proporción de dicho enlace. El equilibrio se alcanza en la cuarta ejecución del algoritmo, como se refleja en la Tabla 3.1, donde se observa que las proporciones no varían en la quinta iteración, y en la Figura 3.14. Esta lenta evolución se debe

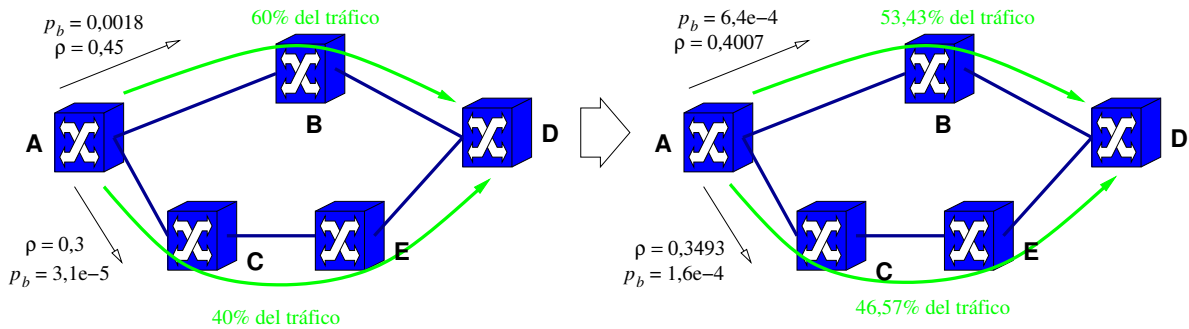


Figura 3.14: Ejemplo de funcionamiento de AMOR: estado final tras las sucesivas iteraciones del algoritmo

| Iteración | Peso A → B | Peso A → C | Proporción A → B | Proporción A → C |
|-----------|------------|------------|------------------|------------------|
| 1         | 2,012      | 1          | 0,6              | 0,4              |
| 2         | 2,012      | 1,031      | 0,57             | 0,42             |
| 3         | 2,012      | 1,06       | 0,549            | 0,451            |
| 4         | 2,012      | 1,078      | 0,5343           | 0,4657           |
| 5         | 2,012      | 1,1        | 0,5343           | 0,4657           |

Tabla 3.1: Ejemplo teórico de sucesivas iteraciones del algoritmo AMOR

tanto al mantenimiento del peso del enlace principal, a causa de la histéresis, como a la definición de las desviaciones de carga en la Ecuación 3.22.

En la quinta iteración, el coste del enlace principal es  $C_1 = 4,024$ , mientras que el del enlace alternativo es  $C_2 = 3,3$ , que según se definió anteriormente, deja de cumplir la condición  $C_2 \leq 0,8 \cdot C_1 = 3,2192$ , por lo que no se varían más las proporciones, a pesar de que el valor de la variación de proporción es positivo.

Si a continuación se produce un descenso importante en el nivel de carga, de  $\rho_T = 0,75$  a  $\rho_T = 0,225$ , siendo  $\rho_T$  el nivel de carga total del flujo entre los nodos A y D, el estado de la red no variará, ya que las probabilidades de bloqueo son nulas en ambos casos, por lo que los costes serán  $C_1 = 2$  y  $C_2 = 3$ , pero la variación de proporción es

$$\Delta P_2 = \frac{\rho_1 - \rho_2}{N_1 + N_2} = 0,003$$

Que es mayor que cero, por lo que no cumple la condición para que el enlace A → C pierda carga.

Este estado se ilustra en la Figura 3.15, donde se pueden ver los niveles de carga de ambos enlaces y sus probabilidades de bloqueo.

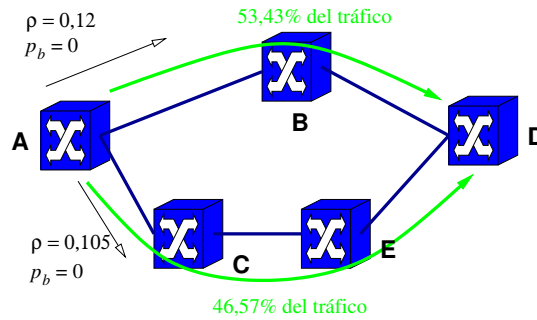


Figura 3.15: Ejemplo de funcionamiento de AMOR: descenso significativo de la carga

### 3.10. Conclusiones

En este Capítulo se han descrito algunas estrategias de encaminamiento susceptibles de ser utilizadas en redes OBS. Algunas de ellas han sido desarrolladas expresamente para esta técnica de conmutación, por lo que parecen adecuadas para despliegues reales en los que se requiera capacidad de restauración y de control de congestión en el núcleo de la red.

Por otro lado, se ha presentado una alternativa a las estrategias descritas, que aprovecha las ideas fundamentales de las otras técnicas de encaminamiento multicamino, buscando una reducción de la probabilidad de bloqueo y un reparto de la carga uniforme en toda la red.

El próximo Capítulo está dedicado a la descripción del *software* empleado para desarrollar el simulador de redes OBS y para incluir la estrategia de encaminamiento multicamino propuesta.



### Implementación del simulador

---

#### 4.1. Introducción al simulador ns

El simulador *Network Simulator (NS-2)* [59, 60], es un simulador de eventos discretos orientado a la investigación de redes. Fue desarrollado por la Universidad de Berkeley (California) y escrito utilizando una jerarquía de clases compilada en C++ y otra interpretada en *Object Toolkit Command Language (OTcl)* [61].

Mediante el uso de esta doble jerarquía, la implementación de protocolos se realiza en C++, obteniéndose como resultado una mayor eficiencia en la ejecución. Por otro lado, el lenguaje C++ es poco apropiado para realizar cambios pequeños y frecuentes en las simulaciones, de manera que se utiliza el lenguaje OTcl, interpretado, para una mayor facilidad de reconfiguración. Como desventaja de OTcl, la ejecución del lenguaje interpretado es más lenta que la del lenguaje compilado.

Sin embargo, algunos elementos de la arquitectura del simulador pueden estar implementados en OTcl, como ocurre con la clase `Link`, que implementa los enlaces y parte de ella está escrita en OTcl.

La arquitectura del simulador provee una interfaz entre ambos espacios de programación, lo que permite utilizar atributos y métodos implementados en C++ con el lenguaje OTcl, y viceversa.

Además, el simulador ns-2 está desarrollado como una herramienta de código abierto, lo que permite su ampliación en función de las necesidades del usuario, razón por la cual es ampliamente utilizado en el ámbito de la investigación en inge-

nería de redes.

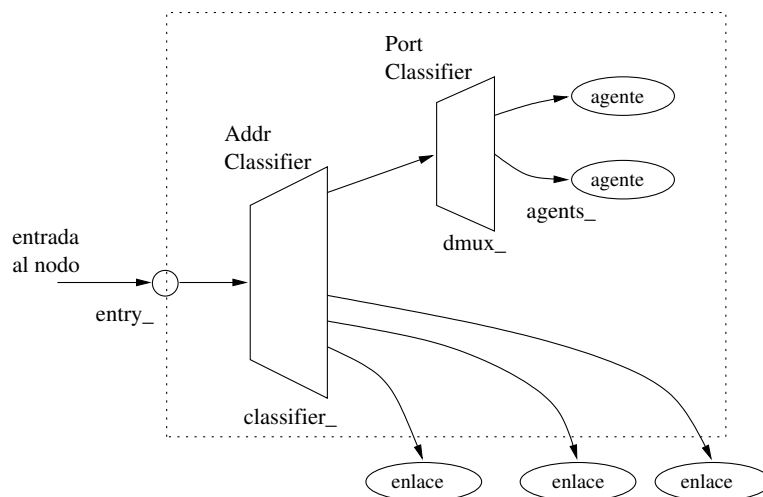


Figura 4.1: Arquitectura de un nodo unicast en ns-2

La Figura 4.1 muestra la estructura de un nodo *unicast* en ns-2, la cual es básica para comprender el funcionamiento del simulador al completo. Otro elemento fundamental del simulador son los enlaces, cuya arquitectura se puede observar en la Figura 4.2.

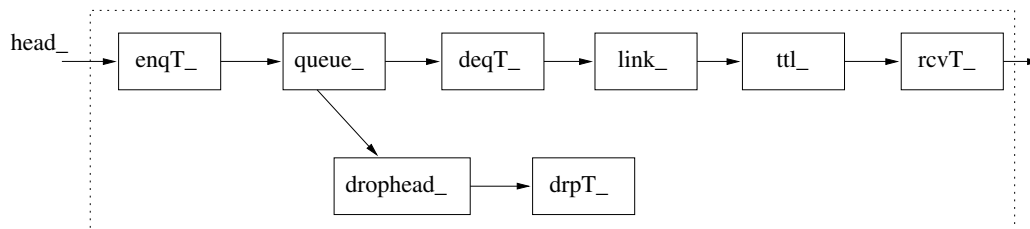


Figura 4.2: Arquitectura de un enlace unidireccional en ns-2

Los objetos representados en ambas figuras son los elementos fundamentales que encuentran todos los paquetes de datos al transmitirse de un nodo origen a su destino:

- Clasificadores (*classifier*): son componentes que tienen varias salidas (actúan como un demultiplexor), y los paquetes se enviarán por una de ellas de acuerdo con algún criterio. Existen clasificadores de direcciones, de puertos, multi-camino, etc.
- Agentes: son puntos terminales en los cuales se generan o se consumen los paquetes de nivel de red. Se utilizan para implementar protocolos de varios niveles, como TCP, UDP, etc.

- Colas (*queue*): son los puntos en los cuales los paquetes pueden descartarse o mantenerse para su posterior procesamiento o envío al siguiente elemento. La planificación de paquetes define la manera en que estos se descartan o son servidos, y existen diversas disciplinas de colas, las cuales no se detallan en este trabajo.
- Retardos: representan el tiempo que necesita un paquete para atravesar un enlace, en el cual influyen tanto el tamaño del paquete como el retardo de propagación del enlace.

Como parte del soporte matemático de ns-2, se incluyen diversos generadores de números aleatorios, entre los que se encuentra el conocido MRG32k3a, propuesto por L'Ecuyer [62]. Este generador permite obtener una gran cantidad de flujos de números aleatorios sin que exista solape entre varios flujos.

## 4.2. Arquitectura del simulador de ráfagas ópticas

### 4.2.1. Consideraciones iniciales

El módulo de simulación para redes OBS realizado tiene en cuenta los siguientes parámetros de diseño:

- Para el esquema de señalización se ha implementado la arquitectura JET, por tratarse del mecanismo de señalización más utilizado y por tratarse de un esquema distribuido, que asegura buena escalabilidad y un control sencillo.
- Se han implementado los planificadores descritos en el apartado 2.9, aunque en realidad sería suficiente con la implementación de *Horizon* y *MinSV*, por ser suficientemente representativos de los dos tipos principales de algoritmos, ya que según el estudio llevado a cabo en [33], *MinSV* tiene un rendimiento equivalente al resto de estrategias de relleno de huecos.
- Para las líneas de retardo de fibra (FDL), se implementó una arquitectura *feed-forward*, que permite tener líneas de retardo disponibles para todos los canales de salida, y con la posibilidad de configurar tanto el número como la granularidad de las líneas existentes. Ver la sección 2.10 para la definición de las arquitecturas de las FDL.

- Conversión de longitudes de onda total. Dado que el objetivo de este trabajo es analizar estrategias de encaminamiento, el empleo de conversores de longitud de onda simplifica la implementación del módulo, aunque se obvian las limitaciones actuales en la fabricación de estos dispositivos.
- Compensación de *offset*: se ha añadido la posibilidad de emplear retardos ópticos que eliminen la necesidad de preestablecer un tiempo de *offset* para procesar los paquetes de control previamente a la llegada de las ráfagas.
- Segmentación de ráfagas. No se ha considerado esta funcionalidad en la implementación del simulador.
- Expropiación de recursos y prioridades. Tampoco se ha tenido en cuenta esta característica, al ser más propia del estudio de esquemas con Calidad de Servicio.

#### 4.2.2. Interfaz con el usuario

La interfaz del módulo de simulación de OBS tiene varios componentes, cuyo manejo por parte del usuario está descrita en el Apéndice A que contiene el manual de uso del simulador.

- Enlaces ópticos: se encarga de la creación de enlaces ópticos para transportar las ráfagas y los paquetes de control.

Parámetros de configuración:

- ▶ Número de longitudes de onda de los canales de datos
- ▶ Ancho de banda de cada longitud de onda
- ▶ Tipo de planificador
- ▶ Tiempo de procesamiento del paquete de control
- ▶ Tiempo de conmutación de la matriz óptica
- ▶ Disponibilidad de líneas de retardo (FDL)
- ▶ Número de líneas de retardo (FDL)
- ▶ Granularidad o valor del retardo de las líneas de retardo

- Agente OBS: se encarga de generar los paquetes de control para enviarlos y que los nodos planifiquen las ráfagas. Tiene dos modos de funcionamiento: envío automático de las ráfagas a intervalos de tiempo configurable y envío por comando.

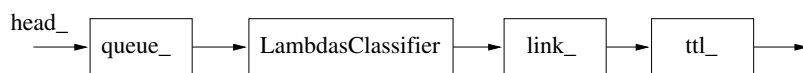
Parámetros de configuración:

- ▶ Tiempo medio entre ráfagas para el envío automático
- ▶ Modo de envío exponencial o no
- ▶ Tiempo de offset de las ráfagas
- ▶ Tamaño de la ráfaga en bytes

### 4.2.3. Implementación

#### Enlaces ópticos y planificadores de ráfagas

Los enlaces WDM implementados para el módulo de OBS son una subclase de la clase *Link* del simulador ns-2. La clase que los implementa se llama *WdmLink*, y la composición interna de un enlace WDM unidireccional se representa en la Figura 4.3, donde se aprecia que el planificador se intercala entre la cola de paquetes y el elemento *link\_* que implementa el retardo del enlace.



*Figura 4.3: Esquema de la implementación interna de un enlace WDM unidireccional*

Los archivos que implementan la clase *WdmLink* son los siguientes:

- `OBS/obs_scheduler.cc`: implementación de los planificadores a la salida de los nodos y la generación de trazas de los enlaces. Existe un planificador de ráfagas para cada enlace de salida de los nodos, por ello se implementan en la entrada de los enlaces.
- `OBS/obs_scheduler.h`: archivo de cabecera de la implementación de los planificadores OBS y la generación de trazas.
- `tcl/OBS/link-wdm.tcl`: implementación de los enlaces como tipo *Connector* en OTcl.

- `tcl/OBS/measuringlinklambdas.tcl`: implementación de la clase en OTcl para ser usada con el algoritmo de encaminamiento adaptativo. Se requieren algunos cambios en la clase por defecto para poder monitorizar el estado de los enlaces. Estos cambios se implementan en esta clase.

## Agente OBS

El agente OBS se encarga de transmitir de forma periódica los paquetes de control de ráfaga (BCP), con tiempo entre ráfagas y tamaño de ráfagas aleatorios. Esta es su única función, ya que en recepción no realiza ninguna tarea con los paquetes recibidos.

La clase está formada por los siguientes archivos:

- `OBS/obs_control.cc`: implementa el generador de paquetes de control con distribución exponencial o constante y la interfaz a través de comandos con OTcl para controlar su funcionamiento.
- `OBS/obs_control.h`: archivo de cabeceras de la implementación del agente.

La configuración del agente OBS se describe en la sección A.3.

## 4.3. Implementación de la estrategia de encaminamiento adaptativo

El algoritmo de encaminamiento propuesto, como ya se ha comentado, está derivado de MRDV, un algoritmo dinámico para redes IP. Este, a su vez, está implementado a partir del protocolo *Link State (LS)*.

Los archivos que forman la implementación del algoritmo AMOR son los siguientes:

- `amor/amor.cc`: implementa los métodos y atributos necesarios para las tablas de encaminamiento en los nodos. También gestiona las funciones que se precisan para evitar bucles en los caminos.
- `amor/amor.h`: archivo de cabeceras de `amor.cc`.

- `amor/rtProtoAMOR.cc`: basada en `rtProtoLS.cc`, implementa el protocolo de estado del enlace con la recogida de los estadísticos de carga y probabilidades de bloqueo. Además, gestiona el temporizador para el cálculo periódico de los costes de los enlaces.
- `amor/rtProtoAMOR.h`: definición de métodos y atributos implementados en `rtProtoAMOR.cc`.
- `amor/var_classifier.cc`: implementación de los sistemas de clasificadores multicamino, así como del cálculo de las proporciones que debe recibir cada enlace. El clasificador envía cada ráfaga por el enlace de salida que le corresponda en función de la proporción de dicho enlace para cada nodo destino. El cálculo de proporciones se realiza de la forma descrita en 3.9.3.
- `amor/var_classifier.h`: descripción de los métodos y atributos empleados en `var_classifier.cc`.
- `tcl/amor/ns-rtProtoAMOR.tcl`: implementa el agente de encaminamiento `rtProto/AMOR`, que realiza el cálculo de costes a partir del estado de los enlaces de salida del nodo y computa los caminos alternativos que son susceptibles de transportar el tráfico. El cálculo se realiza entre pares origen-destino.
- `tcl/amor/rtObjectAMOR.tcl`: traslada la tabla de encaminamiento al sistema de clasificadores del nodo. Esta table se calcula a partir de los caminos alternativos encontrados mediante el cálculo de costes del agente de encaminamiento `rtProto/AMOR`. Se implementa como una superclase de `rtObject`.
- `tcl/amor/AMORnode.tcl`: añade las rutas que se indican en `rtObjectAMOR` y borra las que ya no son utilizables. También realiza la llamada al método de cálculo de las proporciones que se implementa en `var_classifier.cc`.
- `tcl/amor/var_classifier.tcl`: sobrecarga de los métodos implementados en `var_classifier.tcl` para recibir los comandos procedentes de la implementación del algoritmo.
- `tcl/OBS/measuringlinklambdas.tcl`: extiende la clase `Link` para darle la capacidad de contar los estadísticos de carga del enlace, probabilidad de bloqueo y cuenta de paquetes.

## 4.4. Generación de estadísticas

### 4.4.1. Análisis de estabilidad

La obtención de resultados fiables mediante simulación depende de diversos factores, siendo uno de los más importantes el intervalo de confianza del parámetro medido.

Para el estudio llevado a cabo en este proyecto, el parámetro medido a considerar es la probabilidad de bloqueo global en la red. Este parámetro se mide a través de un módulo de análisis estadístico que utiliza un procedimiento de medias por lotes [63], midiendo el error relativo y dando por estable el parámetro cuando el intervalo de confianza es mayor o igual al 95 %.

El módulo de análisis implementado en [63] se ha integrado en el simulador, realizándose las modificaciones necesarias para el funcionamiento correcto con el simulador.

### 4.4.2. Eliminación de transitorios

En la implementación del simulador de ráfagas, se ha tenido en cuenta la eliminación de los transitorios en los valores de carga y probabilidad de bloqueo.

Concretamente, existen dos transitorios importantes en dichos parámetros. El primero es el transitorio de *encendido* o de *warm-up*, que es el transitorio existente cuando se inicia el funcionamiento de la red y se transmiten los primeros paquetes. El otro transitorio existente es el producido por variaciones de los estados de carga y probabilidad de bloqueo de los enlaces.

Para la eliminación del transitorio de arranque de la red, se ha considerado que éste dependerá tanto del número de paquetes transmitidos como del tiempo, es decir, de la carga que se envía a la red. A niveles bajos de carga se transmiten pocos paquetes por unidad de tiempo y se tarda más tiempo en alcanzar la estabilidad de la red. Se ha supuesto un valor adecuado de paquetes transmitidos antes de comenzar la medición de los parámetros aquel que cumpla

$$N_{paquetes} \times t > 10^5 \tag{4.1}$$

Siendo  $N_{paquetes}$  el total de paquetes enviados a la red y  $t$  el instante de tiempo actual. De esta manera, si el nivel de tráfico global es muy reducido, llegará un tiempo en que se considere estable. De la misma manera, con un nivel de tráfico muy elevado, se tardará poco tiempo en alcanzar el nivel permanente de la red.

La variación de los valores de carga y probabilidad de bloqueo con el tiempo está provocada tanto por la aleatoriedad del generador de paquetes de control como por la variación de los niveles de carga en cada enlace. Esta variación puede estar causada por diversas razones, una de las cuales es la alteración de las proporciones de carga como consecuencia de aplicación de algoritmos adaptativos de encaminamiento. Es el caso de este proyecto, por lo que la eliminación de los transitorios de los valores de carga y probabilidad de bloqueo es un aspecto a ser considerado en la implementación del simulador.

Para eliminar los transitorios del nivel de carga se ha empleado una técnica consistente en hacer una reinicialización de los contadores de carga de forma periódica. Para limitar los efectos de una inicialización a cero de los contadores, la inicialización periódica se hace a un valor previo de la carga.

Dado que las simulaciones realizadas son de una duración considerable, se ha optado por mantener los valores de carga estables durante 10 segundos, con la recogida de valores previos 1 segundo antes del reinicio de contadores. Esto permite que las variaciones en los valores observados no sean excesivas y la medida de los niveles de carga sea razonablemente fiable.

Sin embargo, en futuras versiones del simulador, éste deberá contar con un mecanismo para configurar de manera sencilla estos parámetros.

En cuanto al parámetro de probabilidad de bloqueo, se utiliza la misma técnica para almacenar y reiniciar los contadores de paquetes de control planificados y descartados. La probabilidad de bloqueo obtenida de esta manera es la que se envía al módulo de medida de estado de los enlaces en el algoritmo AMOR, no la medida global, la cual se realiza con el módulo de análisis anteriormente descrito.

## **4.5. Validación del módulo de conmutación de ráfagas**

Para la validación del funcionamiento del simulador de conmutación de ráfagas ópticas, se han llevado a cabo diversas tareas:

- Implementación de mecanismos de depuración que muestran el estado de los planificadores en cada momento, así como la evolución de la planificación de nuevas ráfagas.
- Desarrollo de un modelo analítico para redes OBS con planificación *Horizon* y encaminamiento por ruta de menor coste. La comparación de los resultados analíticos con los resultados simulados para una red de referencia confirman el correcto funcionamiento del simulador [15].
- Comparación con los resultados obtenidos por un tercer simulador con la misma topología de red y niveles de tráfico.

## 4.6. Conclusiones

En este Capítulo se ha introducido brevemente el funcionamiento del simulador ns-2, así como la implementación del simulador de ráfagas ópticas y la del algoritmo de encaminamiento propuesto.

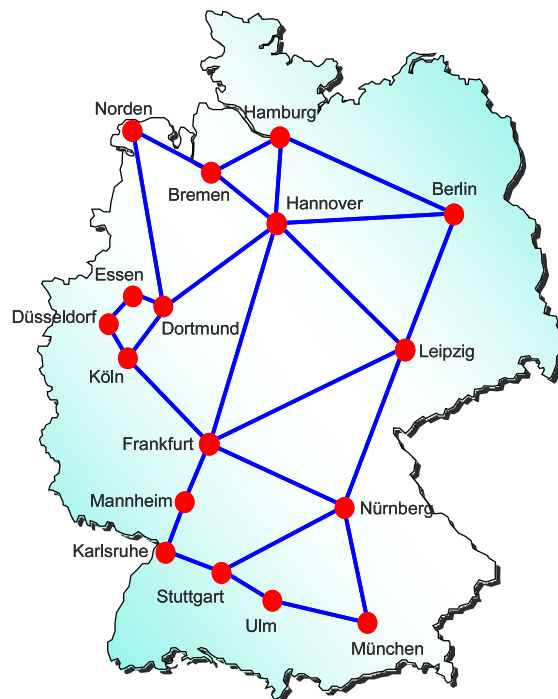
Se observa que el funcionamiento y la puesta en marcha de las redes es sencillo, gracias a la interfaz que se provee a través de los mensajes en OTcl y del guión de generación de las topologías de red, que permite automatizar la creación de los escenarios de simulación.

De esta forma, en la Memoria de este Proyecto sólo resta presentar la puesta en marcha del lote de simulaciones, sobre un escenario de referencia y unas condiciones de funcionamiento de la red que se describirán en el próximo Capítulo, y que permitirán extraer las conclusiones finales del trabajo realizado.

## Evaluación de prestaciones mediante simulación

### 5.1. Escenario de simulaciones

La topología de red escogida para realizar las simulaciones es la red de referencia alemana de 17 nodos mostrada en la Figura 5.1 [64], donde todos los enlaces tienen 8 canales de datos (longitudes de onda) de 100 Mbps cada uno.



*Figura 5.1: Red de referencia alemana de 17 nodos*

Las distancias kilométricas de los enlaces entre los nodos de la red se recogen en

la Tabla 5.1. Dichas distancias son las existentes entre las ciudades por carretera.

| Enlace              | km  | Enlace             | km  |
|---------------------|-----|--------------------|-----|
| Hamburg-Berlin      | 293 | Hamburg-Hannover   | 158 |
| Hamburg-Bremen      | 123 | Bremen-Norden      | 161 |
| Bremen-Hannover     | 131 | Berlin-Hannover    | 288 |
| Berlin-Leipzig      | 192 | Hannover-Leipzig   | 265 |
| Hannover-Frankfurt  | 352 | Hannover-Dortmund  | 214 |
| Dortmund-Norden     | 303 | Dortmund-Essen     | 37  |
| Essen-Düsseldorf    | 37  | Düsseldorf-Köln    | 38  |
| Köln-Dortmund       | 96  | Köln-Frankfurt     | 193 |
| Frankfurt-Leipzig   | 386 | Frankfurt-Nürnberg | 228 |
| Frankfurt-Mannheim  | 79  | Mannheim-Karlsruhe | 67  |
| Karlsruhe-Stuttgart | 79  | Stuttgart-Ulm      | 92  |
| Ulm-München         | 154 | München-Nürnberg   | 169 |
| Nürnberg-Stuttgart  | 208 |                    |     |

*Tabla 5.1: Tabla de distancias kilométricas entre nodos de la red*

A partir de esta red se definen varios escenarios de simulaciones en función de las capacidades configuradas en los nodos OBS, que se resumen a continuación:

- Los nodos pueden incluir 4 líneas de retardo con una granularidad igual a la duración media de las ráfagas. La arquitectura de las líneas de retardo es *feed-forward*. Las simulaciones se han ejecutado para los casos de tener 4 líneas disponibles o no disponer de ningún tipo de retardo.
- Los algoritmos de planificación disponibles son *Horizon* y *MinSV*.
- Se realizará una evaluación de prestaciones de las siguientes estrategias de encaminamiento:
  - ▶ Camino más corto (SP, *Shortest Path*)
  - ▶ Multicamino con igualdad de costes (ECMP, *Equal Cost Multi-Path*)
  - ▶ Encaminamiento multicamino adaptativo para OBS (AMOR, *Adaptive Multipath OBS Routing*)
- Se obtendrán resultados en función del nivel de carga de la red, cuya normalización se definirá a continuación.
- Todos los nodos implementan las funcionalidades de los nodos frontera y del núcleo.

En la literatura es habitual emplear tamaños de ráfaga de varias decenas de kilobytes. Sin embargo, el tamaño medio de una ráfaga se ha fijado en 4000 bytes, ya que es más relevante la duración media de la ráfaga y se han empleado enlaces a 100 Mbps, lo que aumentaría en un orden de magnitud la duración media de la ráfaga. Por tanto, la duración media de la ráfaga en las simulaciones llevadas a cabo es de  $320 \mu s$ . El tamaño de cada ráfaga sigue una distribución exponencial, igual que el tiempo medio entre ráfagas, que dependerá del nivel de carga presente en la red.

Por tanto, el retardo máximo introducido por el conjunto de FDL es de  $1,28 ms$ .

|  |             |
|--|-------------|
| Tamaño medio de ráfaga (bytes)                       | 4000        |
| Retardo básico de FDL                                | $320 \mu s$ |
| Número de FDLs disponibles por canal                 | 4           |
| Tiempo de procesamiento del BCP                      | $2,5 \mu s$ |
| Tiempo de reconfiguración de la matriz óptica        | $1 \mu s$   |
| Número de longitudes de onda por enlace de datos     | 8           |
| Ancho de banda de cada longitud de onda              | 100 Mbps    |
| Intervalo de confianza de la probabilidad de bloqueo | 95 %        |

*Tabla 5.2: Resumen de los parámetros de la simulación*

La Tabla 5.2 resume los parámetros de la topología que se han configurado para las simulaciones. La duración de las simulaciones para encaminamiento por el camino más corto y multicamino con igualdad de costes se ha determinado según la estabilidad del parámetro *probabilidad de bloqueo*, con una tolerancia del 5 % (intervalo de confianza del 95 %).

Las simulaciones con el algoritmo AMOR tienen una duración de 1000 segundos, con cálculo de costes y de proporciones cada 10 segundos, lo que permite la ejecución del algoritmo 100 veces, de manera que se pueda comprobar su estabilidad con el tiempo.

Los parámetros del tiempo de procesamiento del BCP y retardo de conmutación de la matriz óptica se han introducido para obtener unos resultados más realistas. El tiempo de procesamiento del paquete de control introduce un retardo que hay que tener en consideración para controlar el instante en que se transmite la ráfaga, mientras que el tiempo de conmutación de la matriz también es importante en el proceso de planificación de las ráfagas en los nodos.

El estudio se basa en realizar lotes de simulaciones variando la carga global de la red, que permanece estable en el valor configurado durante la duración de las

simulaciones. Esta carga global se ha normalizado como se explica a continuación.

En primer lugar, se define  $R_{max}$  como la capacidad máxima de un único enlace, es decir:

$$R_{max} = N_{\lambda} \times BW \quad (5.1)$$

Siendo  $N_{\lambda}$  el número de canales del enlace y  $BW$  el ancho de banda de un solo canal, en bits por segundo.

Si se define  $T$  como el tráfico total generado por cada nodo, en bits por segundo, y se supone que cada nodo inyecta la misma cantidad de tráfico en la red, se define la carga normalizada de la red como:

$$\rho = \frac{T}{R_{max}} \quad (5.2)$$

El tráfico total que genera un nodo es el resultado de sumar las cantidades de tráfico enviadas a cada uno de los nodos de la red, es decir, que el flujo de tráfico que hay entre dos nodos es

$$T_{flow} = \frac{T}{N_d} \quad (5.3)$$

Siendo  $N_d$  el número de destinos del nodo, esto es, el número total de nodos de la red salvo uno (el que envía).

Por tanto, suponiendo que el tiempo medio entre llegadas de las ráfagas sigue una distribución exponencial, el tiempo medio entre llegadas (*Inter-Arrival Time (IAT)*) de las ráfagas que se envían entre un origen y un destino se define como:

$$IAT = \frac{N_d \times L}{\rho \times N_{\lambda} \times BW} \quad (5.4)$$

Donde  $L$  es la longitud de la ráfaga en bits.

Los lotes de simulaciones se han llevado a cabo con cuatro supuestos, además de la evolución del nivel de carga:

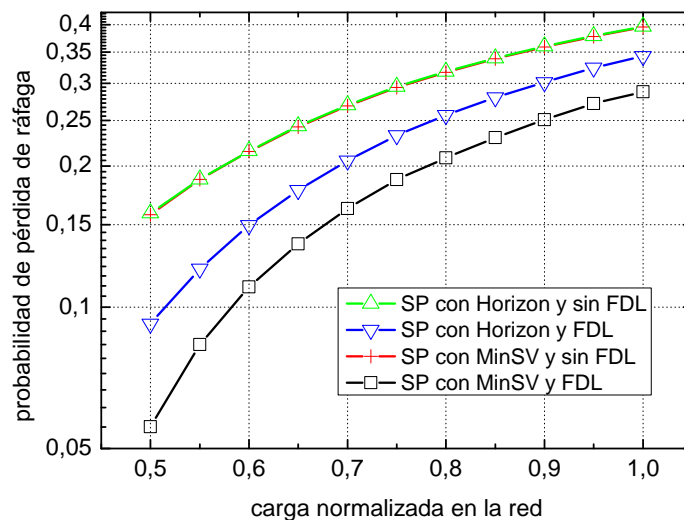
1. Planificador *Horizon*, sin FDL.

2. Planificador MinSV, sin FDL.
3. Planificador *Horizon*, con las 4 FDL disponibles.
4. Planificador MinSV, con las 4 FDL disponibles.

En los siguientes apartados se presentan los resultados obtenidos para las diferentes estrategias de encaminamiento presentadas en capítulos anteriores.

## 5.2. Simulaciones con estrategia de camino más corto (SP)

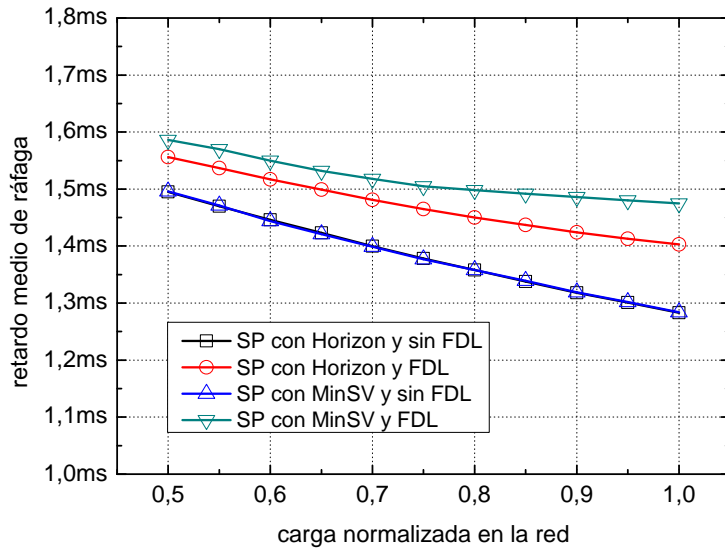
La estrategia de camino más corto es la más simple que se puede emplear para realizar el encaminamiento de las ráfagas. En ella, el nodo origen selecciona el camino hacia su destino que tenga menor coste, por lo general en función del número de saltos. Se trata de una estrategia que genera rutas estáticas que sólo dependen de las métricas empleadas al calcular el coste del camino y que no varían cuando lo hace el estado de la red.



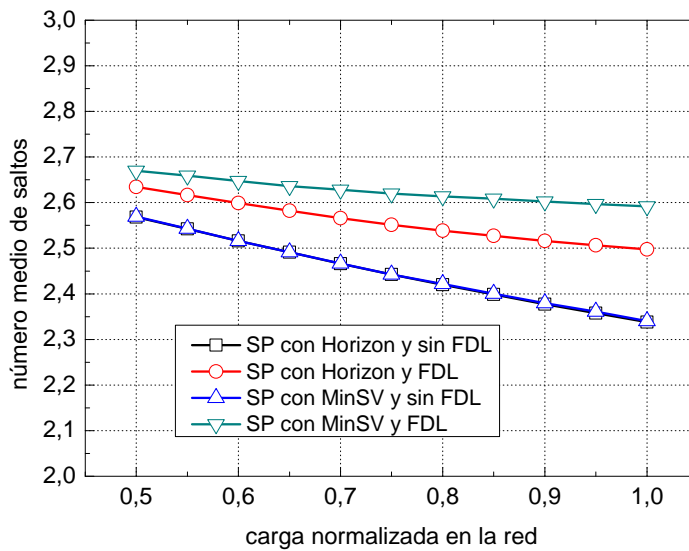
*Figura 5.2: Representación de la probabilidad de bloqueo global para estrategia de camino más corto*

Usando una estrategia de encaminamiento por el camino más corto, con los valores para la red OBS presentados en la Tabla 5.2 del apartado anterior y los cuatro

supuestos de la configuración de los planificadores de ráfagas previamente descritos, se han obtenido los resultados representados en la Figura 5.2.



(a) Retardo medio



(b) Número medio de saltos

Figura 5.3: Retardo medio de ráfaga y número medio de saltos en la red para la estrategia de camino más corto

En estos resultados se observa lo siguiente:

- El uso de líneas de retardo (FDL) mejora en casi un orden de magnitud las

prestaciones de la red para cargas bajas, y sigue mejorándolas para cargas elevadas.

- El empleo de algoritmos de planificación con relleno de huecos no tiene una mejora apreciable en el caso de no usar líneas de retardo. Sin embargo, cuando estas líneas de retardo están disponibles en los nodos mejora en mayor medida la probabilidad de bloqueo. En la gráfica, las curvas de probabilidad de bloqueo cuando no se utilizan líneas de retardo para los casos de planificación *Horizon* y *MinSV* están superpuestas. Esto se debe a la escasez de huecos con tamaño suficiente para alojar una ráfaga completa si no se utilizan retardos.

Otro parámetro importante para caracterizar el comportamiento de la red es el retardo que sufren las ráfagas y el número medio de saltos hasta llegar al destino. En las Figuras 5.3(a) y 5.3(b) se representan el retardo medio que sufren las ráfagas al atravesar la red y el número medio de saltos cuando se encamina por la ruta más corta, en los casos de usar 4 líneas de retardo y de no usarlas.

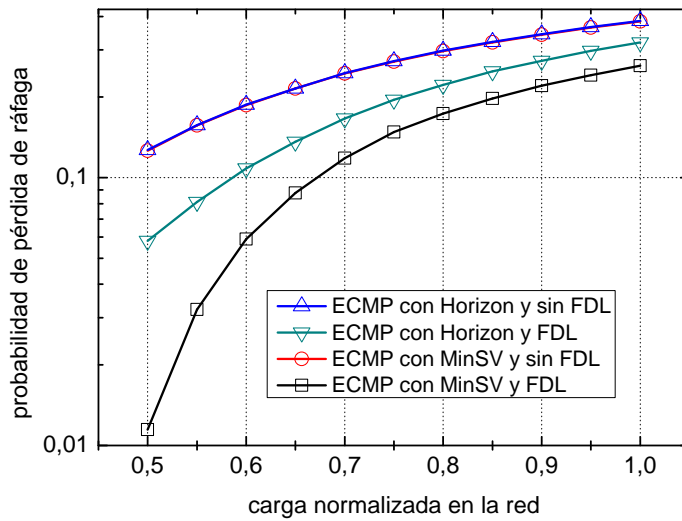
Se observa el incremento del retardo y del número medio de saltos al emplear líneas de retardo. Esto se debe, en primer lugar, al hecho de que las líneas de fibra introducen un retardo adicional en las ráfagas que lo requieren para no ser bloqueadas, y también a la disminución de la probabilidad de bloqueo en caminos más largos, que hace que se incremente el número de ráfagas que sufren más retardo.

También se incrementa ligeramente el retardo y el número medio de saltos cuando se utiliza una planificación con relleno de huecos (*MinSV*), más apreciable cuando se dispone de líneas de retardo, ya que se reduce el bloqueo en ráfagas con mayor número de saltos.

### **5.3. Simulaciones con estrategia multicamino estática (ECMP)**

El encaminamiento multicamino con igualdad de costes permite utilizar más de un enlace de salida de cada nodo para encaminar las ráfagas hacia un destino. En este caso, al ser de igual coste y tener todos los enlaces el mismo coste, se utilizarán caminos alternativos con igual número de saltos.

Las mismas simulaciones que se han realizado para la estrategia de camino más



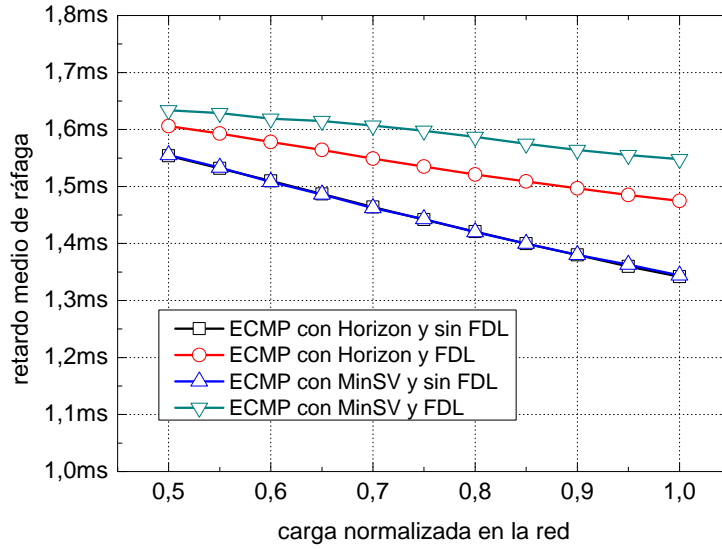
*Figura 5.4: Representación de la probabilidad de bloqueo global para estrategia de encaminamiento multicamino con igualdad de costes*

corto, se han realizado siguiendo la estrategia de encaminamiento multicamino con igualdad de costes, ECMP.

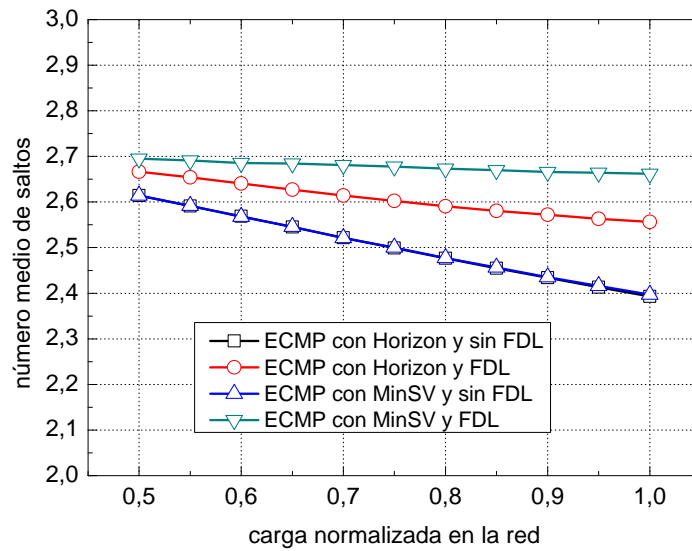
La Figura 5.4 muestra la probabilidad de bloqueo global obtenida en función de la carga normalizada, observándose los mismos efectos al emplearse líneas de retardo y los algoritmos de planificación *Horizon* y *MinSV* que en el caso de la estrategia de camino más corto. Además, se observa un incremento de la mejora cuando se combina el uso de planificación *MinSV* con las líneas de retardo, con respecto al caso del camino más corto.

Por otro lado, las Figuras 5.5(a) y 5.5(b) muestran los retardos medios y el número medio de saltos de las ráfagas al atravesar la red y el número medio de saltos cuando se utiliza multicamino con igualdad de costes, tanto en el caso de no existir líneas de retardo disponibles en los nodos como cuando se utilizan 4 líneas de retardo.

Los efectos observados sobre estos dos parámetros son los mismos que para el caso de encaminamiento por camino más corto, observándose un ligero aumento del retardo y el número medio de saltos, al existir más caminos alternativos con distancia mayor que 1.



(a) Retardo medio

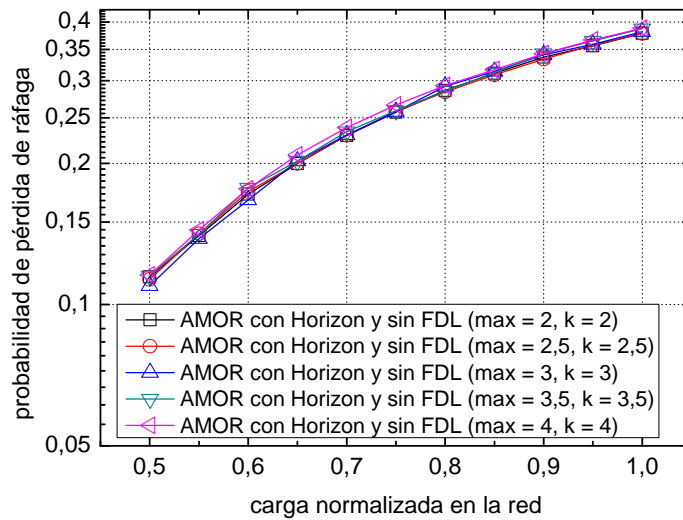


(b) Número medio de saltos

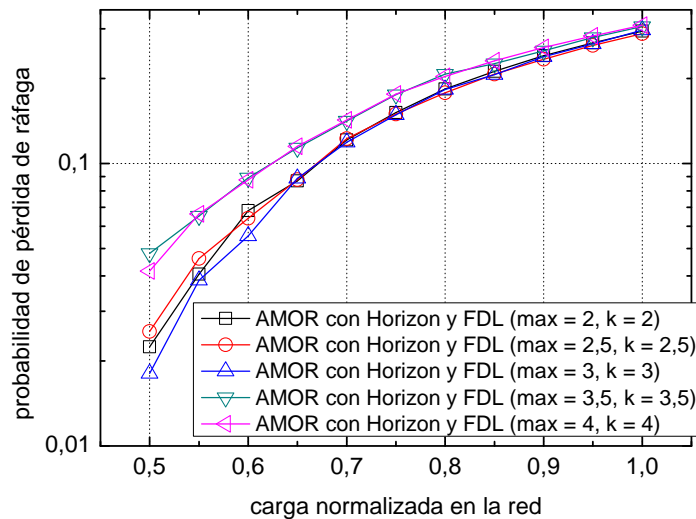
Figura 5.5: Retardo medio de ráfaga y número medio de saltos en la red para la estrategia de encaminamiento multicamino con igualdad de costes

## 5.4. Simulaciones con estrategia adaptativa (AMOR)

Por último, se presentan los resultados obtenidos para el algoritmo de encaminamiento propuesto en este trabajo.



(a) Sin FDL



(b) Con FDL

Figura 5.6: Probabilidad de bloqueo obtenida para el algoritmo AMOR con diferentes valores del peso máximo,  $W_{max}$ , y el parámetro de forma de la curva,  $k$

En primer lugar, la elección de los parámetros de funcionamiento del algoritmo

AMOR se debe realizar en base a las características de la red, como la topología concreta y el número de saltos máximo, o diámetro de la red. Se han realizado simulaciones variando el valor del peso máximo,  $W_{max}$ , entre algunos valores que se han considerado apropiados, y también del parámetro que determina la forma de la curva,  $k$ .

La Figura 5.6(a) ilustra el efecto del valor de dichos parámetros cuando no se utilizan líneas de retardo en los nodos, mientras que la Figura 5.6(b) muestra este mismo efecto cuando se disponen de 4 líneas de retardo. En ambos casos los nodos utilizan planificación *Horizon*.

Se observa que el efecto de la modificación de los parámetros en el caso de no disponer de líneas de retardo es despreciable, ya que la variación de la probabilidad de bloqueo es mínima incluso en niveles bajos de carga. Por el contrario, cuando se utilizan líneas de retardo, existen diferencias entre los grupos de parámetros, encontrándose como adecuada la combinación  $W_{max} = 3$  y  $k = 3$ .

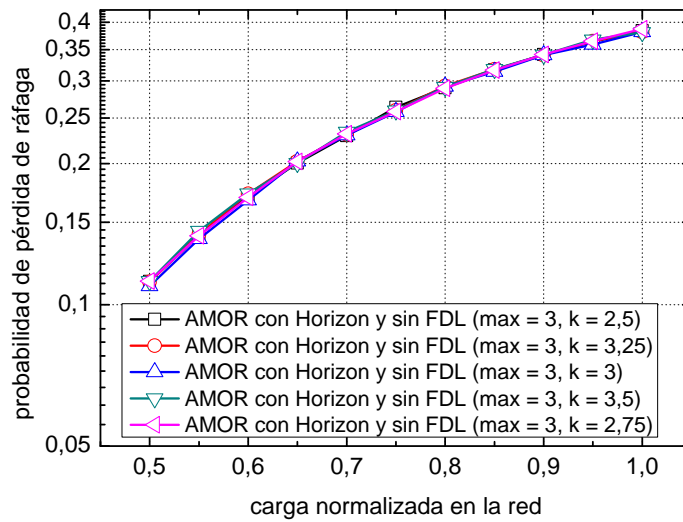
Para variaciones del parámetro  $k$ , fijando  $W_{max} = 3$ , no se han encontrado diferencias significativas en el resultado de probabilidad de bloqueo, como se ilustra en las Figuras 5.7(a) y 5.7(b). Por tanto, el parámetro que más peso tiene en esta variación es el valor del peso máximo, que determina el número de saltos máximo admisible por un camino alternativo en detrimento del camino principal.

La Figura 5.8 muestra la evolución de la probabilidad de bloqueo global de la red en los supuestos anteriores. De nuevo, se observa que el empleo de líneas de retardo y de algoritmos de planificación con relleno de huecos reduce la probabilidad de bloqueo.

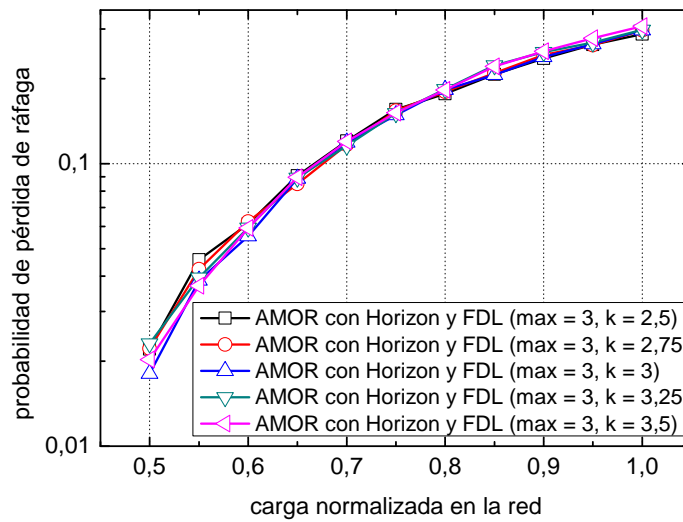
Los resultados para los retardos y número medio de saltos para la estrategia de encaminamiento propuesta se ilustran en las Figuras 5.9(a) y 5.9(b), de nuevo para los casos de usar o no líneas de retardo.

En esta estrategia, se produce una diferencia mayor que en las estrategias de camino más corto y multicamino con igualdad de costes entre el uso o no de líneas de retardo, al reducirse en mayor medida el bloqueo y por ello cursarse más tráfico por caminos más largos.

Además, al combinar líneas de retardo con planificación con relleno de huecos, el retardo y el número de saltos aumentan significativamente al incrementarse la



(a) Sin FDL



(b) Con FDL

Figura 5.7: Probabilidad de bloqueo obtenida para el algoritmo AMOR con diferentes valores del parámetro de forma de la curva,  $k$ , manteniendo fijo el peso máximo  $W_{max} = 3$

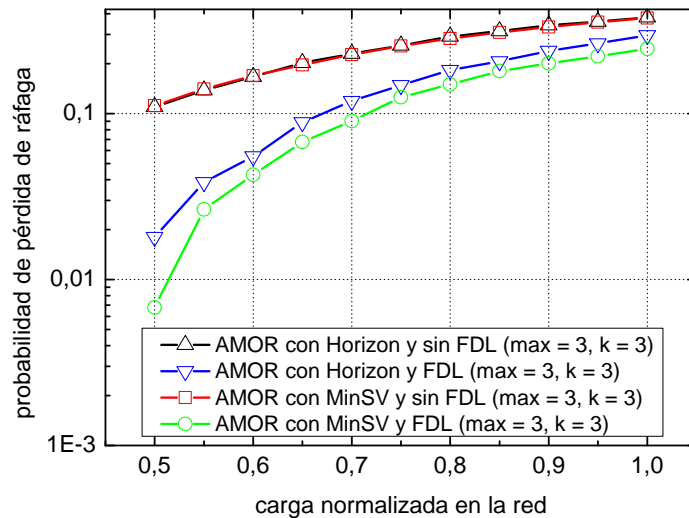


Figura 5.8: Representación de la probabilidad de bloqueo global usando el algoritmo AMOR con  $W_{max} = 3$  y  $k = 3$

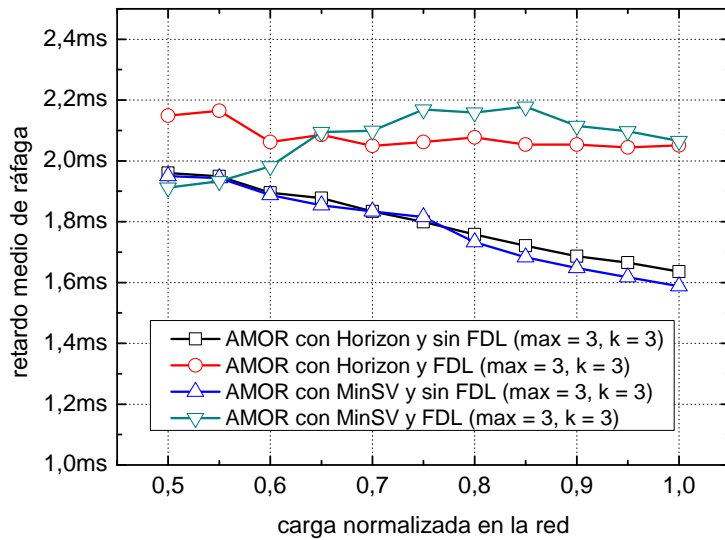
carga. De nuevo, este efecto es debido a la mayor disponibilidad de caminos más largos que no están excesivamente cargado y por ello se encaminan las ráfagas por ellos.

## 5.5. Análisis de los resultados obtenidos

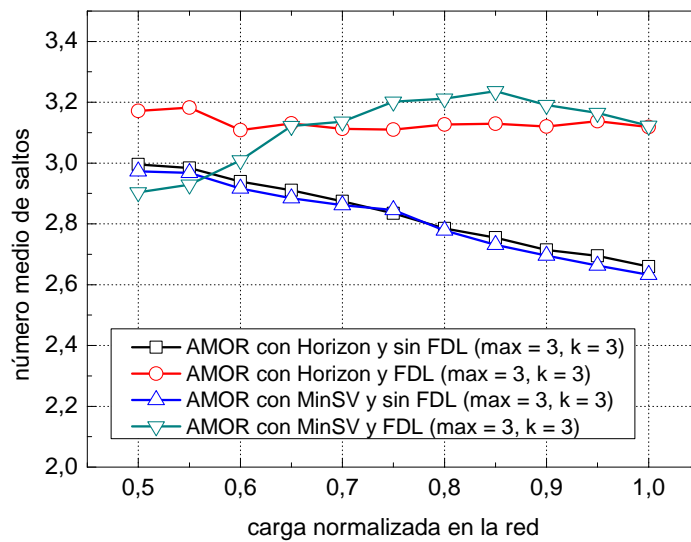
En este apartado se estudian las diferencias entre las estrategias de encaminamiento estudiadas en los parámetros de probabilidad de bloqueo, retardo medio, número medio de saltos, varianza de la carga de los enlaces y carga media de los enlaces. Se distinguen los casos que combinan los dos algoritmos de planificación y el uso o no de líneas de retardo.

### 5.5.1. Planificación *Horizon* sin utilizar líneas de retardo

La gráfica de probabilidad de bloqueo global de la red, representada en la Figura 5.10, muestra que el empleo de un encaminamiento multicamino mejora sensiblemente el bloqueo en la red, retrasando la aparición de la congestión, ya que para cargas bajas se pierden menos ráfagas para ECMP y AMOR con respecto al camino más corto.



(a) Retardo medio

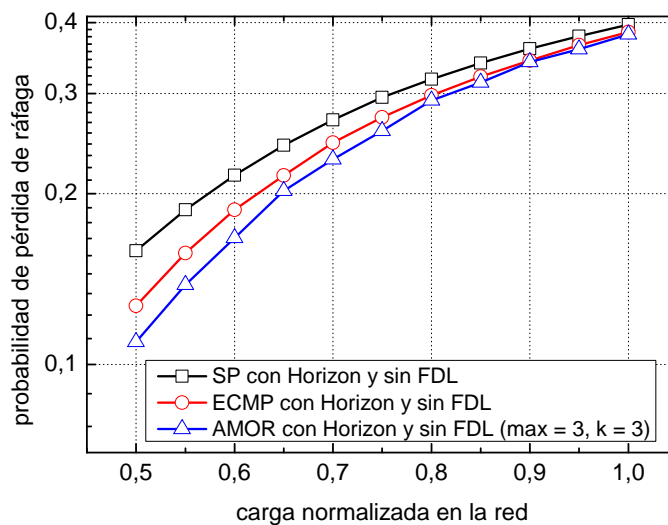


(b) Número medio de saltos

Figura 5.9: Retardo medio de ráfaga y número medio de saltos en la red utilizando el algoritmo AMOR

Sin embargo, al ser el multicamino con igualdad de costes una estrategia estática, esta mejora dependerá en gran medida de la configuración de la red. Este efecto se observa en el estudio realizado en [15], donde el uso de multicamino estático llega incluso a empeorar la probabilidad de bloqueo para el caso de utilizar líneas de retardo.

Por el contrario, la estrategia adaptativa es menos sensible a la topología física, al tener en cuenta el estado de congestión de los enlaces y adaptar el reparto en función de esta información.

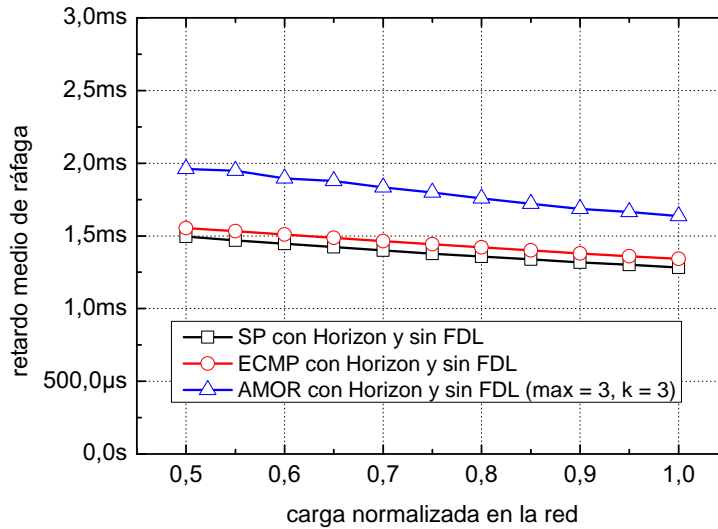


**Figura 5.10:** Comparación de la probabilidad de bloqueo global entre las estrategias SP, ECMP y AMOR con  $W_{max} = 3$  y  $k = 3$ , utilizando planificación Horizon y sin líneas de retardo

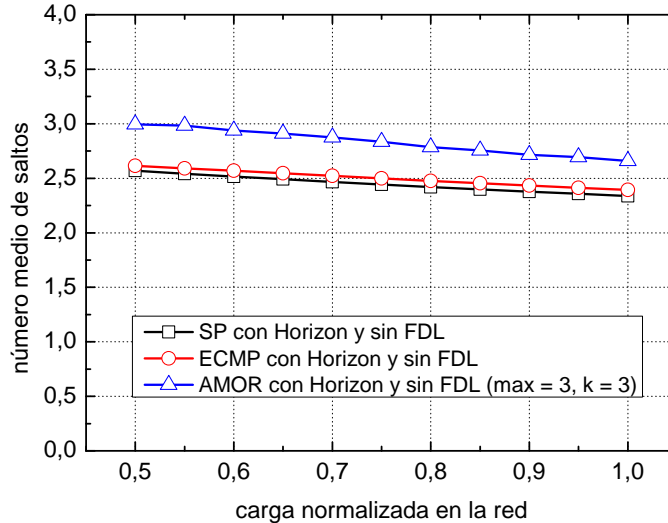
La comparativa entre los retardos medios de ráfaga para las tres estrategias cuando no se utilizan líneas de retardo y la planificación es *Horizon* se muestra en la Figura 5.11(a). Se observa que la estrategia multicamino con igualdad de costes incrementa ligeramente el retardo medio, ya que se cursa más tráfico con un número de saltos superior a 1, al reducirse la probabilidad de bloqueo global. En cambio, este incremento es aún mayor para el caso del algoritmo adaptativo propuesto, ya que la reducción del bloqueo es aún mayor y además se utilizan caminos más largos que en las dos estrategias estáticas.

El número medio de saltos está representado en la Figura 5.11(b), y su aspecto tiene la misma interpretación que el retardo medio.

La pendiente descendente de ambas gráficas al incrementarse la carga se debe al mayor bloqueo de las ráfagas que deben seguir caminos largos.



(a) Retardo medio de ráfaga



(b) Número medio de saltos

**Figura 5.11: Comparación del retardo medio de ráfaga y el número medio de saltos con planificación Horizon y sin líneas de retardo**

La Figura 5.12(a) muestra la media de carga de todos los enlaces de la red para cada nivel de carga normalizada global. Esta media crece al crecer la carga, ya que los enlaces cursan cada vez más tráfico, a pesar del bloqueo. Se observa que para el

encaminamiento multicamino con igualdad de costes, aumenta ligeramente la carga media de los enlaces, debido a la menor probabilidad de bloqueo que permite cursar más tráfico en la red.

Por otra parte, cuando se utiliza la estrategia de encaminamiento adaptativa propuesta, el incremento de la carga media es aún mayor, debido en primer lugar al incremento de tráfico cursado por el descenso del bloqueo y en segundo lugar a causa del uso de caminos más largos que aumentan el tráfico global de la red.

La medida de lo desequilibrada que está la red la da la varianza de la carga de los enlaces de toda la red. Esta varianza está representada en la Figura 5.12(b), y muestra el efecto de emplear diferentes estrategias de encaminamiento. Para el caso de una estrategia de camino más corto, la varianza se incrementa con el nivel de carga, ya que la diferencia de carga entre enlaces crece.

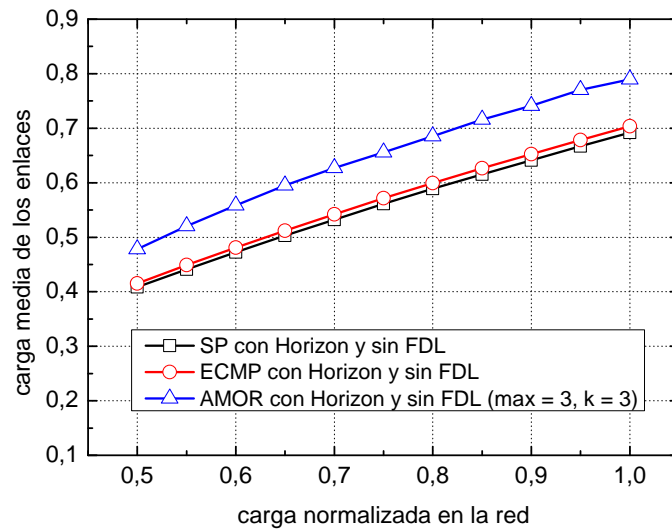
Como muestra del equilibrio de carga que produce el uso de estrategias multicamino, en las Figuras 5.13(a), 5.13(b) y 5.13(c), se representan los niveles de carga de los enlaces de salida del nodo de Frankfurt cuando la red está estable, siendo el nivel de carga normalizado global de 0,7.

En estos niveles de carga se observa que la estrategia de camino más corto no realiza ningún reparto, por lo que hay mucha diferencia entre los niveles de carga de salida. Por otro lado, el uso de la estrategia ECMP varía los niveles de carga, pero al no existir ningún criterio más que la igualdad de costes, sigue habiendo diferencias de carga entre algunos enlaces.

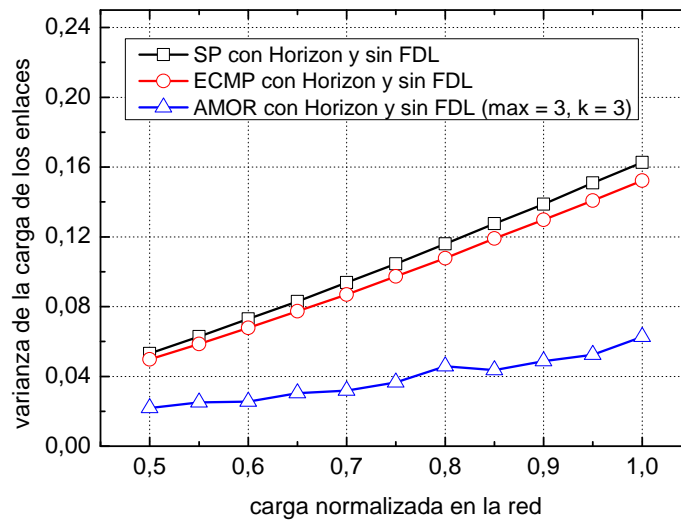
Por contra, con el algoritmo propuesto, se equilibran un poco más los niveles de carga entre los enlaces de salida.

Por último, la Figura 5.14 ilustra la evolución temporal del parámetro de probabilidad de bloqueo con las tres estrategias de encaminamiento estudiadas, cuando no se utilizan líneas de retardo en los nodos.

Se observa que, mientras las dos estrategias estáticas mantienen constante la probabilidad de bloqueo, en el caso del algoritmo propuesto, se obtiene un descenso paulatino, manteniéndose además en un valor bastante inferior a las otras dos estrategias.

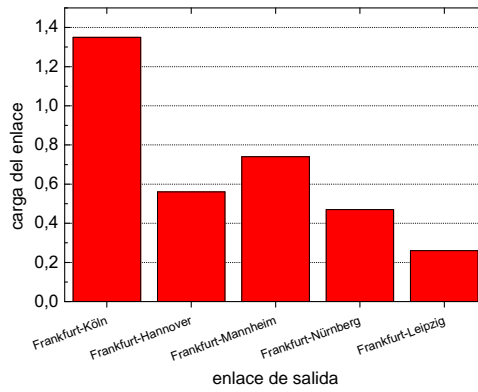


(a) Media de carga de los enlaces

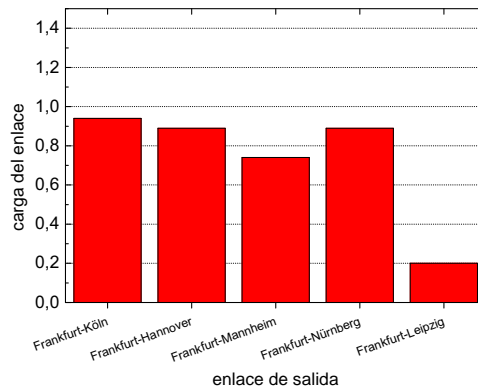


(b) Varianza de la carga de los enlaces

Figura 5.12: Comparación de la carga media de los enlaces y la varianza de la carga de los enlaces con planificación Horizon y sin líneas de retardo



(a) Estrategia SP



(b) Estrategia ECMP

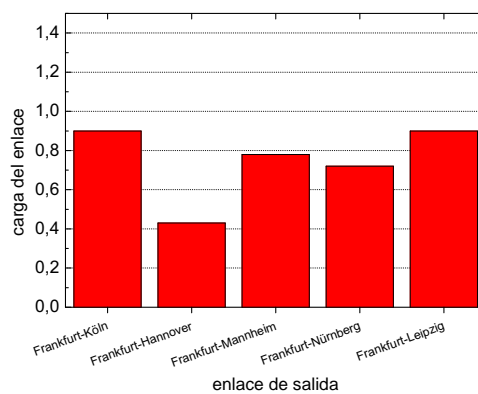
(c) Estrategia AMOR ( $W_{max} = 3, k = 3$ )

Figura 5.13: Comparación del nivel de carga de los enlaces de salida del nodo de Frankfurt con planificación Horizon y sin líneas de retardo, cuando la carga normalizada en la red es 0,7

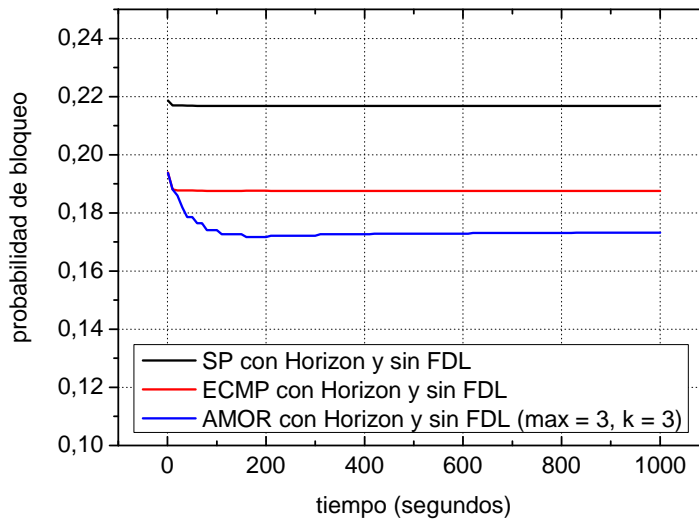


Figura 5.14: Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento sin líneas de retardo

### 5.5.2. Planificación *Horizon* con líneas de retardo

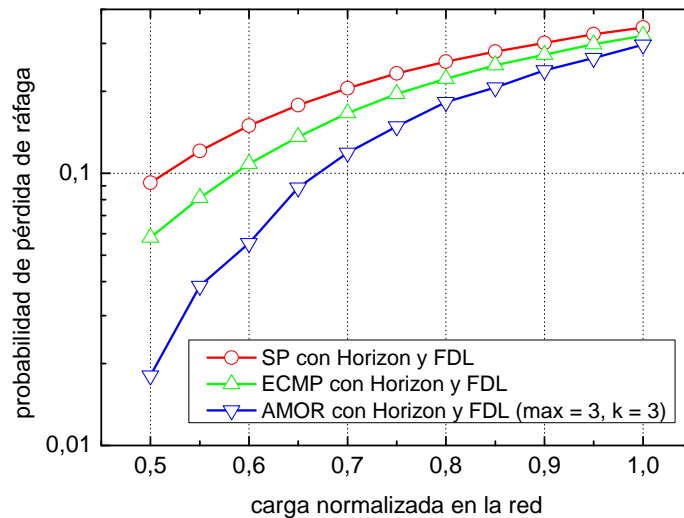
La probabilidad de bloqueo global cuando se utilizan 4 líneas de retardo en cada nodo está representada en la Figura 5.15. En ella, se observa de nuevo que el multicamino mejora el bloqueo en la red. Sin embargo, se aprecia que la diferencia entre el encaminamiento estático y el dinámico aumenta, disminuyendo casi en un orden de magnitud el bloqueo para cargas reducidas.

La comparativa de los retardos medios de ráfaga y del número medio de saltos para las tres estrategias cuando no se utilizan líneas de retardo y la planificación es *Horizon* se muestra en las Figuras 5.16(a) y 5.16(b).

Al igual que en el caso sin líneas de retardo, se produce un aumento del retardo y el número de saltos para el caso de la estrategia adaptativa. La diferencia entre las estrategias estáticas y dinámica aumenta ligeramente debido al menor bloqueo, además de aumentar el valor medio para todos los casos, provocado por la introducción de las líneas de retardo.

La comparación de la carga media de los enlaces de la red y de la varianza de dicha carga se muestra en las Figuras 5.17(a) y 5.17(b).

Para todas las estrategias, se observa que aumenta la carga media, debido a la



**Figura 5.15:** Comparación de la probabilidad de bloqueo global entre las estrategias SP, ECMP y AMOR con  $W_{max} = 3$  y  $k = 3$ , con planificación Horizon y utilizando 4 líneas de retardo

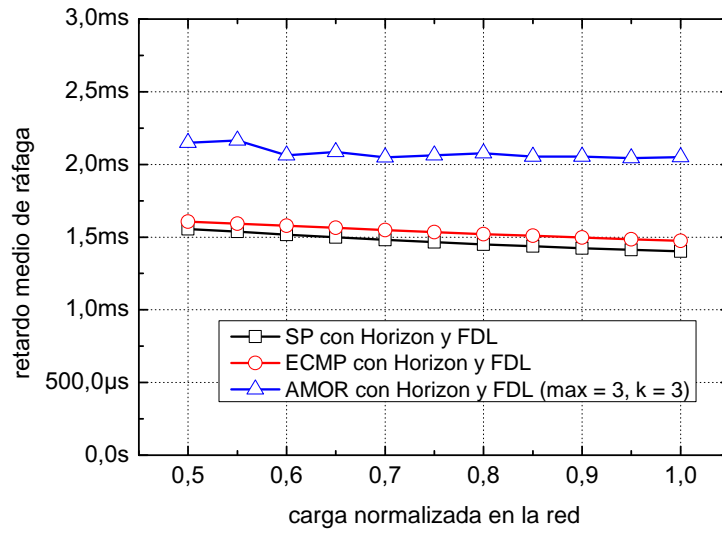
disminución del bloqueo, y también aumenta la diferencia entre la estrategia adaptativa y las estrategias estáticas.

Por otro lado, la varianza de la carga también aumenta y la estrategia adaptativa tiene una respuesta menos plana al aumento de tráfico en la red, aunque se mantiene muy por debajo de las estrategias estáticas.

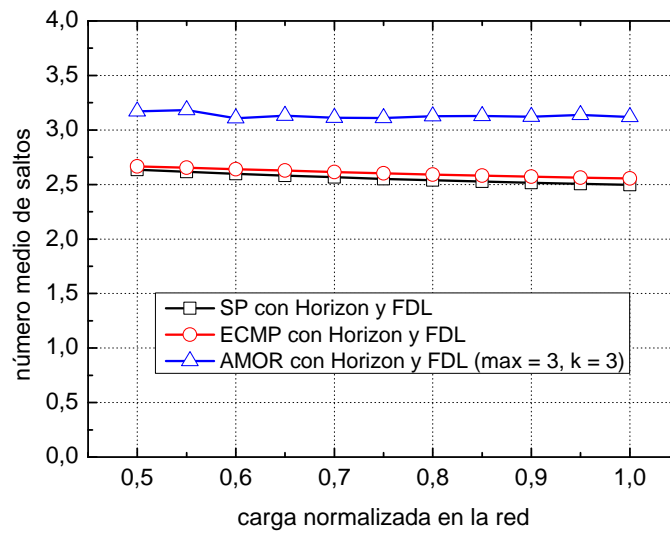
Por último, la Figura 5.18 ilustra la evolución temporal del parámetro de probabilidad de bloqueo con las estrategias de camino más corto, multicamino con igualdad de costes y encaminamiento adaptativo, en el caso de utilizar líneas de retardo en los nodos.

En este caso también se comprueba que las dos estrategias estáticas mantienen constante la probabilidad de bloqueo. Sin embargo, con el algoritmo propuesto, se obtiene un descenso paulatino, manteniéndose además en un valor bastante inferior a las otras dos estrategias.

En comparación con el caso de no utilizarse líneas de retardo, se tarda más tiempo en alcanzar la estabilidad.

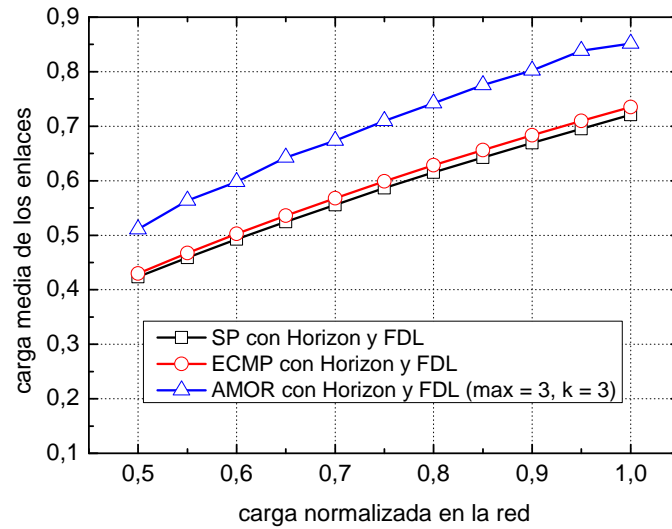


(a) Retardo medio de ráfaga

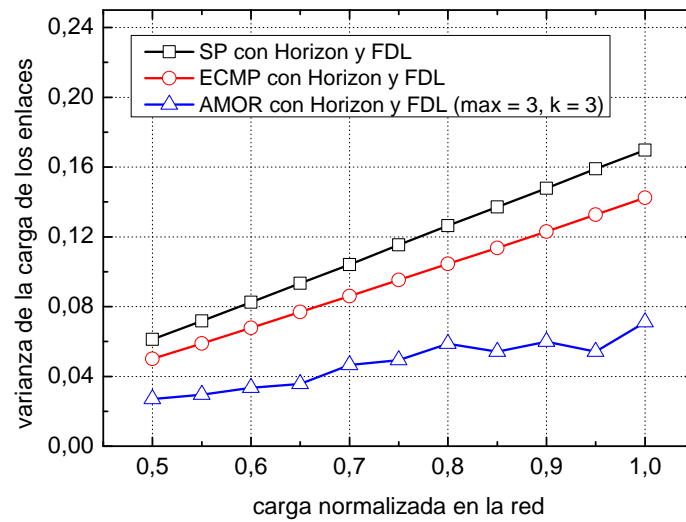


(b) Número medio de saltos

Figura 5.16: Comparación del retardo medio de ráfaga y el número medio de saltos con planificación Horizon y utilizando 4 líneas de retardo



(a) Media de carga de los enlaces



(b) Varianza de la carga de los enlaces

**Figura 5.17:** Comparación de la carga media de los enlaces y la varianza de la carga de los enlaces con planificación Horizon y utilizando 4 líneas de retardo

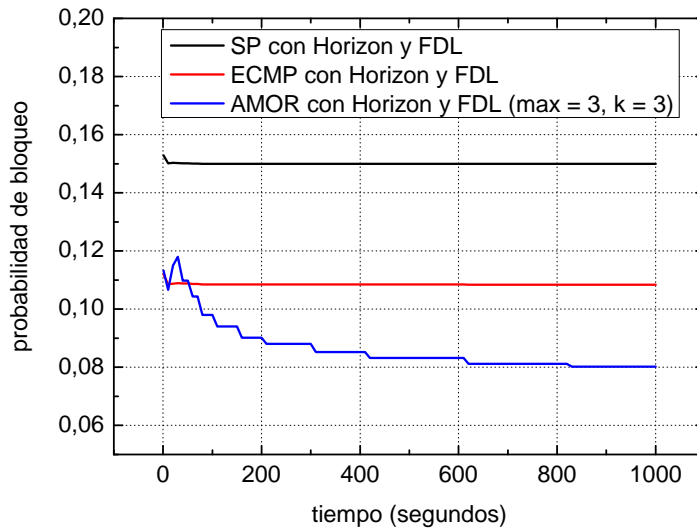


Figura 5.18: Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento usando líneas de retardo

### 5.5.3. Planificación MinSV sin utilizar líneas de retardo

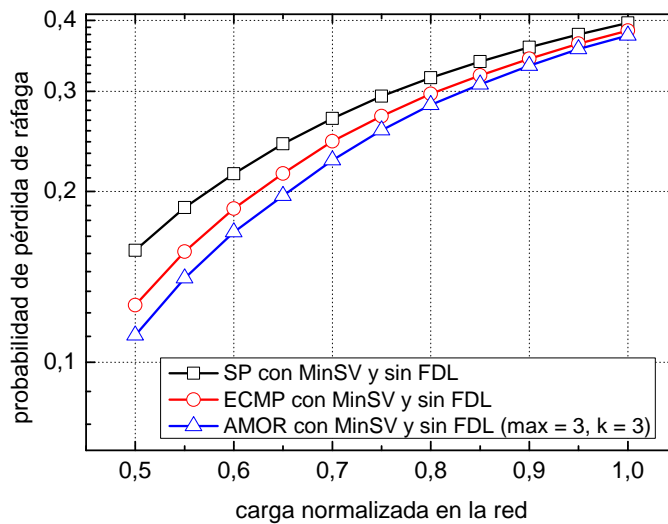
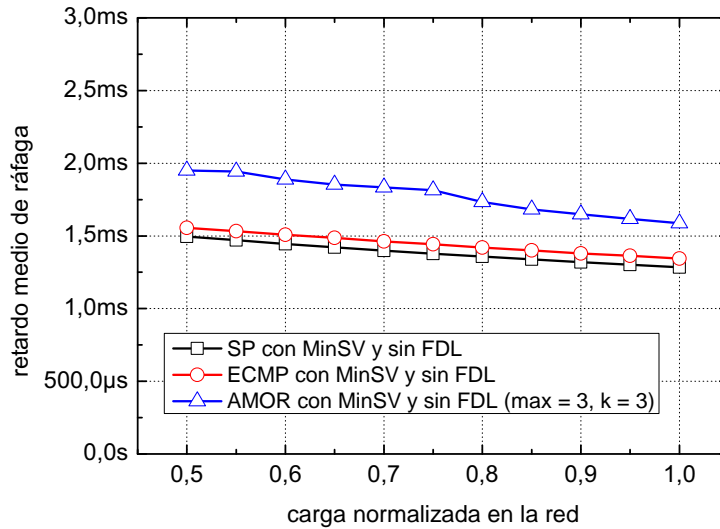


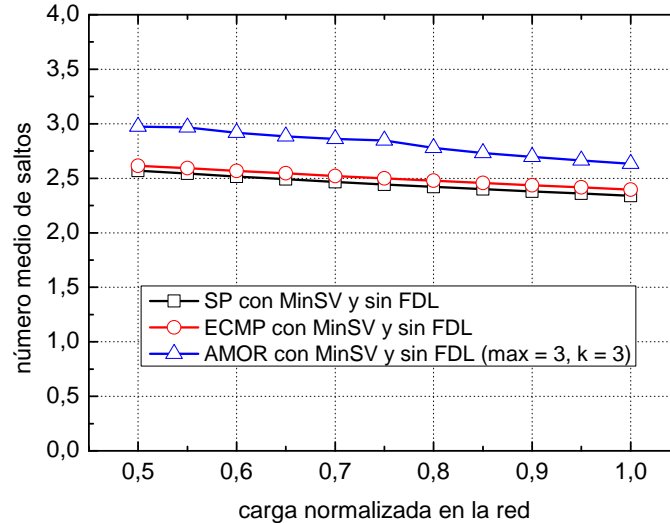
Figura 5.19: Comparación de la probabilidad de bloqueo global entre las estrategias SP, ECMP y AMOR con  $W_{max} = 3$  y  $k = 3$ , con planificación MinSV y sin líneas de retardo

La probabilidad de bloqueo de las tres estrategias de encaminamiento para el caso de un esquema de planificación con rellenado de huecos y no disponibilidad

de líneas de retardo, está representada en la Figura 5.19. Los resultados son muy parecidos a los obtenidos para la planificación *Horizon*.



(a) Retardo medio de ráfaga



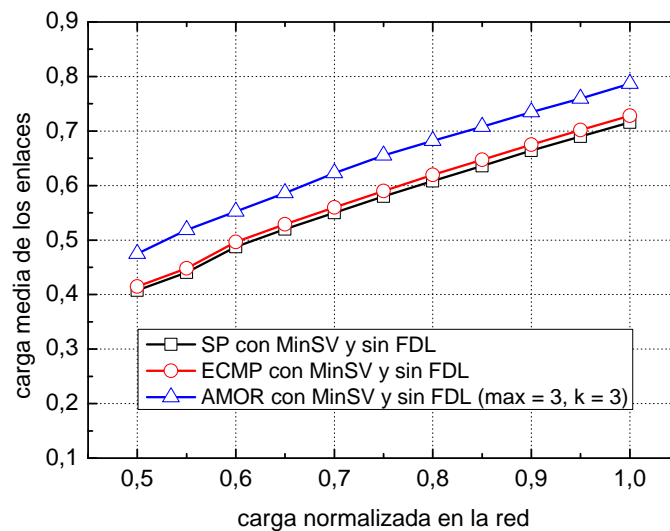
(b) Número medio de saltos

**Figura 5.20: Comparación del retardo medio de ráfaga y el número medio de saltos con planificación MinSV y sin líneas de retardo**

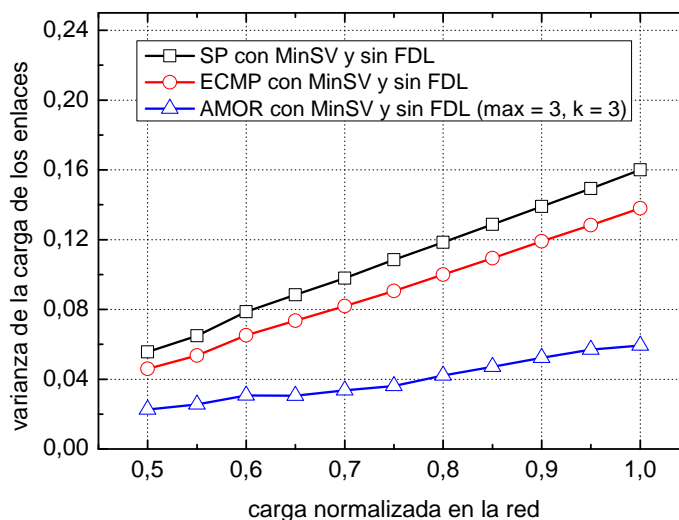
De la misma manera que con la probabilidad de bloqueo antes presentada, en este caso los retardos medios de ráfaga y el número medio de saltos, que se muestran en las Figuras 5.20(a) y 5.20(b), apenas sufren variación con respecto a los resultados

obtenidos para el caso de planificación *Horizon*.

Esta falta de diferencia se debe, básicamente a la dificultad de encontrar huecos que rellenar mediante la planificación, ya que las ráfagas se planifican bastante próximas entre sí.



(a) Media de carga de los enlaces

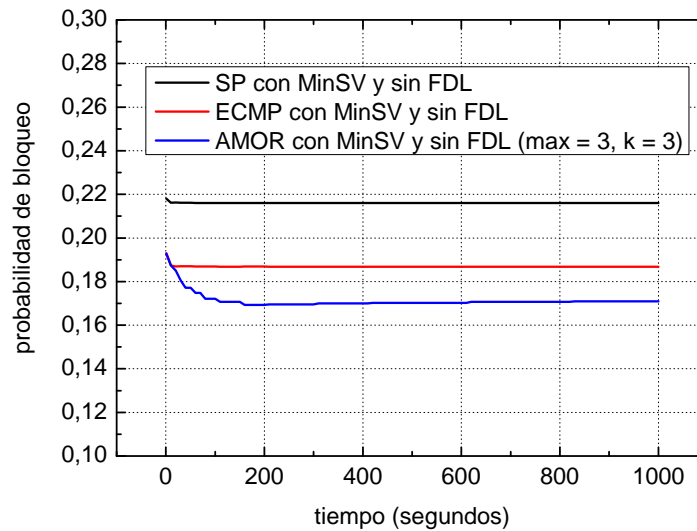


(b) Varianza de la carga de los enlaces

Figura 5.21: Comparación de la carga media de los enlaces y la varianza de la carga de los enlaces con planificación MinSV y sin líneas de retardo

Por otro lado, la carga media de los enlaces, que se puede observar en la Figura 5.21(a), aumenta ligeramente para las estrategias estáticas mientras que apenas sufre variación para el algoritmo propuesto.

En cambio, el parámetro de varianza de la carga de los enlaces, mostrado en la Figura 5.21(b), tiene un comportamiento más plano que en el caso de la planificación *Horizon*.



*Figura 5.22: Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento usando líneas de retardo*

En la Figura 5.22 se puede ver representada la evolución temporal del parámetro de probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento cuando se utiliza planificación con relleno de huecos y no hay líneas de retardo disponibles en los nodos.

De nuevo, se observa que las estrategias estáticas no sufren variación y alcanzan rápidamente la estabilidad, mientras que el algoritmo propuesto describe una curva descendente hasta la estabilidad, que además se mantiene en todo momento por debajo de las demás curvas.

#### 5.5.4. Planificación MinSV con líneas de retardo

Para finalizar, se presentan los resultados obtenidos combinando una planificación con relleno de huecos y el uso de líneas de retardo. Esta combinación, como

se ha visto anteriormente, reduce en gran medida el bloqueo para todas las estrategias de encaminamiento.

En la Figura 5.23 se observa que la mayor parte de la mejora se produce por el uso de una estrategia multicamino, con respecto al encaminamiento por la ruta más corta. Sin embargo, se sigue obteniendo una mejora apreciable cuando se emplea el algoritmo propuesto.

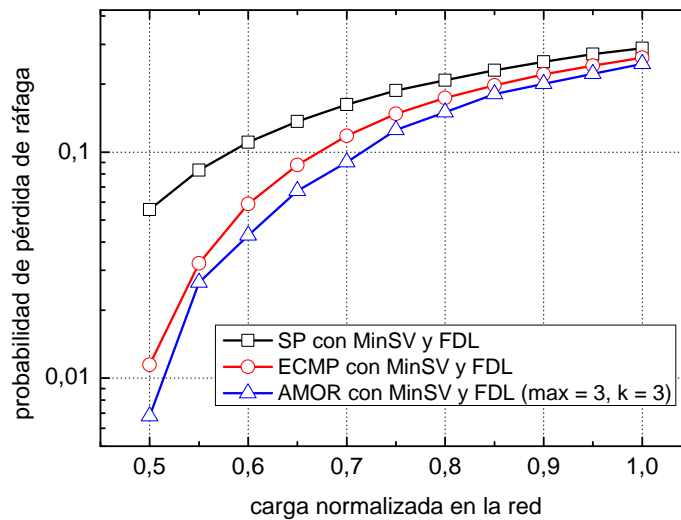
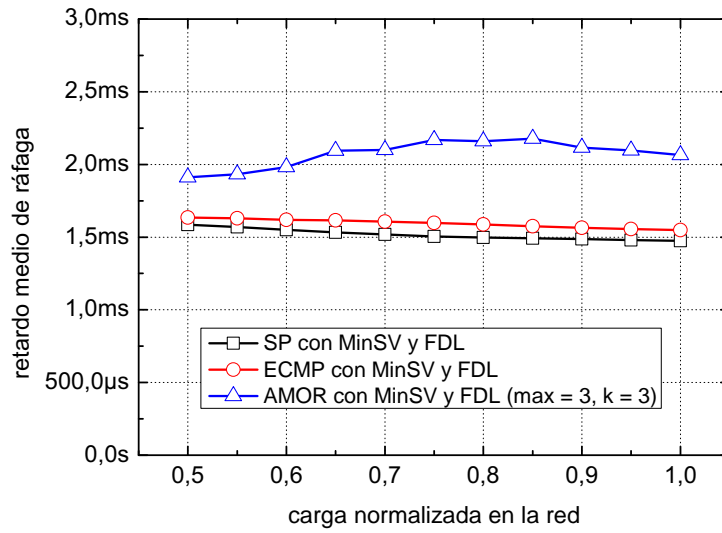


Figura 5.23: Comparación de la probabilidad de bloqueo global entre las estrategias SP, ECMP y AMOR con  $W_{max} = 3$  y  $k = 3$ , con planificación MinSV y utilizando 4 líneas de retardo

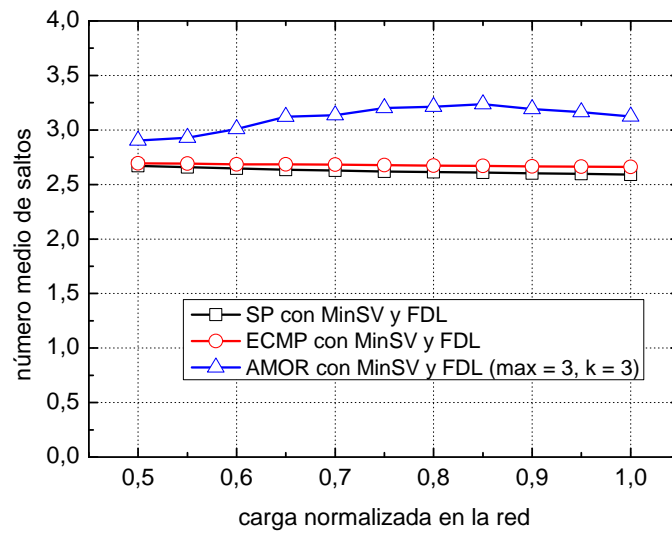
Al observar las gráficas de retardo medio de ráfaga, en la Figura 5.24(a), y de número medio de saltos, en la Figura 5.24(b), se aprecia un aumento significativo de dichas magnitudes con niveles de carga entre 0,65 y 0,9 con respecto al caso de una planificación *Horizon* combinada con líneas de retardo.

Por último, en las Figuras 5.25(a) y 5.25(b) se aprecia un comportamiento similar al observado en el retardo y el número de saltos, con un incremento mayor para el rango de carga en la red de 0,6 a 0,9, y directamente relacionados ambos incrementos para el retardo y el nivel medio de carga.

Además, se produce un aumento de la varianza para todas las estrategias con respecto a la planificación *Horizon*, aunque el algoritmo propuesto tiene una respuesta más plana que para el caso de utilizar planificación *Horizon*.

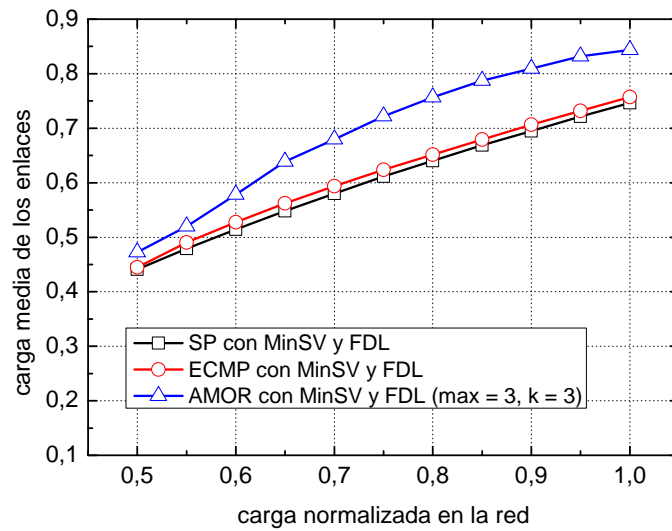


(a) Retardo medio de ráfaga

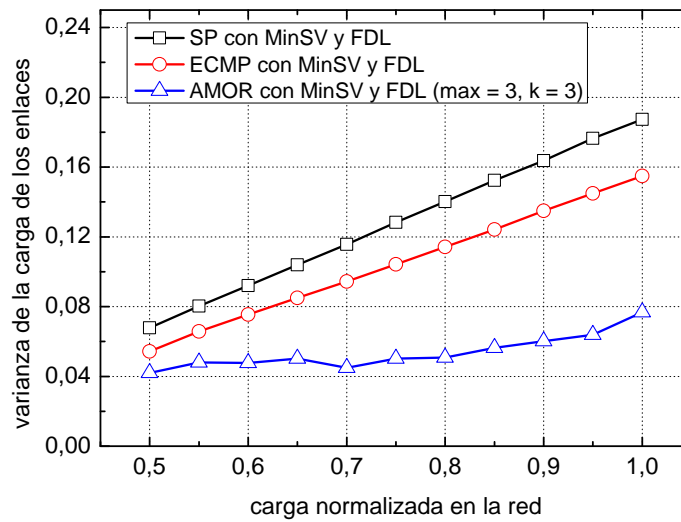


(b) Número medio de saltos

**Figura 5.24:** Comparación del retardo medio de ráfaga y el número medio de saltos con planificación MinSV y utilizando 4 líneas de retardo

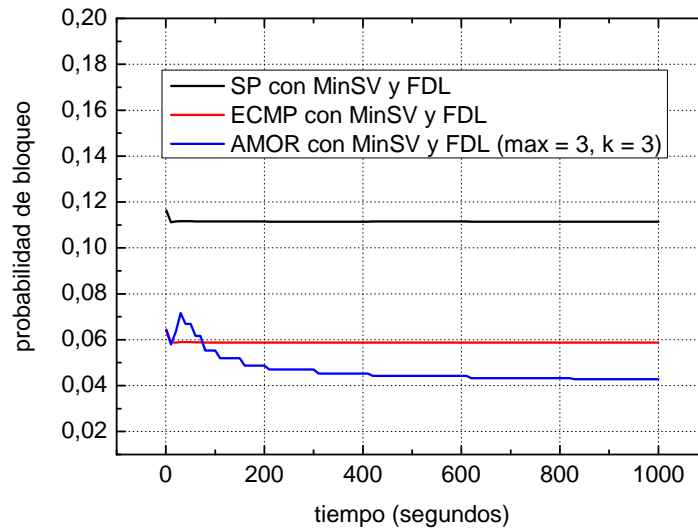


(a) Media de carga de los enlaces



(b) Varianza de la carga de los enlaces

Figura 5.25: Comparación de la carga media de los enlaces y la varianza de la carga de los enlaces con planificación MinSV y utilizando 4 líneas de retardo



*Figura 5.26: Evolución temporal de la probabilidad de bloqueo para las tres estrategias de encaminamiento usando líneas de retardo*

En esta ocasión, la evolución temporal de la probabilidad de bloqueo global en la red, mostrada en la Figura 5.26, muestra el mismo comportamiento en general del parámetro al evolucionar la red hacia la estabilidad. En este caso, se trata de una planificación con relleno de huecos y uso de líneas de retardo.

De nuevo, las estrategias de encaminamiento estáticas muestran un comportamiento plano una vez alcanzada la estabilidad. Por contra, la estrategia propuesta presenta un descenso paulatino de la probabilidad de bloqueo conforme evoluciona en el tiempo.

Sin embargo, es preciso matizar que existe un periodo transitorio en el cual la probabilidad de bloqueo aumenta ligeramente por encima de la estrategia de encaminamiento multicamino con igualdad de costes, aunque posteriormente evoluciona hacia un valor inferior.

## 5.6. Conclusiones

En este Capítulo se ha definido el escenario de simulaciones para corroborar el correcto funcionamiento del algoritmo propuesto y se han presentado los resultados obtenidos para cada estrategia de encaminamiento definida, comparando los

resultados entre unas y otras, y explicando la causa de las diferencias observadas.

Se ha verificado que la estrategia de encaminamiento propuesta mejora las prestaciones de la red, ayudando a equilibrar la carga entre todos los enlaces y reduciendo las pérdidas de ráfagas.

En el próximo Capítulo se desarrollarán las conclusiones que se extraen de todo el estudio llevado a cabo.

### Conclusiones y trabajos futuros

---

En el presente Capítulo se presentan las conclusiones más importantes que se pueden extraer del trabajo desarrollado en este Proyecto, así como los posibles trabajos futuros que pueden derivarse a partir de estos resultados.

#### 6.1. Conclusiones finales

En este Proyecto se ha estudiado en primer lugar la problemática de las redes de conmutación de circuitos actuales, que no aprovechan la multiplexación estadística, propiedad de la mayor parte del tráfico de datos cursado actualmente. En el Capítulo 2 se presentó la Conmutación de Ráfagas Ópticas [4], una novedosa técnica de conmutación óptica que busca aprovechar esta multiplexación estadística en las redes de transporte. Esta técnica se presenta como una posible alternativa a medio plazo para el despliegue de redes troncales con un ahorro de costes y aumento de las prestaciones, al incrementarse el aprovechamiento de los recursos disponibles frente a la Conmutación de Circuitos Ópticos. Además, se busca aprovechar la tecnología óptica actual para esta técnica, algo que no permite la Conmutación de Paquetes Ópticos [6].

El eje principal del Proyecto es el estudio de las distintas estrategias de encaminamiento a aplicar en las redes desplegadas con esta técnica de conmutación. Las particularidades de OBS hacen que los algoritmos de encaminamiento diseñados para las redes de paquetes con conmutación electrónica no sean del todo eficaces cuando se ponen de manifiesto las limitaciones de los nodos OBS.

En el tercer Capítulo se han analizado algunas estrategias propuestas en la literatura que intentan reducir el bloqueo en la red a través de caminos alternativos, de forma bastante conservadora. En contraposición, la estrategia propuesta es más agresiva al buscar un equilibrio global en la carga.

Por ello, se ha estudiado el comportamiento de los nodos que tienen las funcionalidades de la Conmutación de Ráfagas Ópticas. Se ha llegado a la conclusión de que pequeñas variaciones en torno al nivel de congestión pueden provocar grandes variaciones en el bloqueo. Teniendo esto en cuenta, se ha buscado un algoritmo de encaminamiento adaptativo que logre un equilibrio entre la reducción de la congestión en algunos enlaces y el aumento de la congestión global. El resultado es la estrategia de Encaminamiento Adaptativo Multicamino para OBS — *Adaptive Multipath OBS Routing*, AMOR —, que fue presentada en [58].

Gran parte del trabajo realizado en este Proyecto ha consistido en la definición del escenario de simulaciones y la propia realización de las mismas. Además, la ejecución de sucesivas simulaciones ha sido vital en la consecución del algoritmo de encaminamiento, que sigue una estrategia de análisis del estado local de los enlaces para seleccionar los enlaces de salida susceptibles de transportar la carga. Esta estrategia no es trivial en redes cuyos elementos de red carecen de memorias de almacenamiento temporal, como se sucede en la conmutación de ráfagas ópticas. Esto se puede observar, por ejemplo, en las Figuras 5.6(a), 5.6(b), 5.7(a) y 5.7(b), que ilustran la disparidad de resultados que se han obtenido cuando se buscaba una combinación de los parámetros de funcionamiento del algoritmo adecuados a la topología de la red de referencia sobre la que se han efectuado las simulaciones.

Mediante la comparación del parámetro de probabilidad de bloqueo global en la red para las diferentes estrategias de encaminamiento, se ha conseguido definir un algoritmo que disminuye esta probabilidad de bloqueo, realizando un reparto de la carga entre los enlaces desaprovechados, liberando parte de la carga de los más sobrecargados. Este algoritmo fue posteriormente implementado en el simulador, como se describió en el Capítulo 4. La implementación del simulador también consistió en proporcionar al entorno de la capacidad de planificación de ráfagas con los diversos algoritmos que fueron presentados previamente en el Capítulo 2.

El Capítulo 5 muestra los resultados obtenidos para la versión final del algoritmo, que permiten afirmar que se ha conseguido el objetivo buscado. Estos resultados muestran una disminución de la probabilidad de bloqueo global en la red con

respecto a otras estrategias de encaminamiento, así como un incremento de la carga cursada y un gran descenso del desequilibrio de carga de la red. Como contrapartida, la inclusión de este tipo de estrategias de encaminamiento en una red aumenta su complejidad y provoca problemas como la llegada fuera de orden o el aumento del retardo global.

También se ha conseguido demostrar una estrategia de encaminamiento que alcanza la estabilidad con relativa rapidez, y que no sufre variaciones una vez conseguida la estabilidad con un perfil de tráfico no variable.

Por otro lado, se ha conseguido desarrollar una técnica de encaminamiento independiente del tipo de nodo OBS considerado, que obtiene resultados favorables en los casos considerados que combinan el uso de diversos algoritmos de planificación y el uso o no de líneas de retardo, mecanismos de resolución de contienda y de aumento de la utilización de la red estudiados en el Capítulo 2.

Como conclusiones adicionales obtenidas tras el trabajo llevado a cabo, se puede afirmar que la Conmutación de Ráfagas Ópticas representa un importante paso previo de cara a la futura introducción de las redes de Conmutación de Paquetes Ópticos. Tanto la conmutación de ráfagas como la de paquetes ópticos permiten conseguir el traspaso de las capacidades IP al nivel óptico, que tiene como principales ventajas:

- Aumento de escalabilidad de las redes IP ante el incremento y los cambios de perfil de tráfico.
- Infraestructura común para conseguir la convergencia de redes y servicios.
- Reducción de costes de las infraestructuras, o *Capital Expenditures (CAPEX)* y de operación, u *Operational Expenditures (OPEX)*.
- Soporte de clases de servicio y aumento de la calidad de servicio, gracias al aumento de eficiencia de la red.

Y además, los resultados obtenidos en lo referente a la estrategia de encaminamiento propuesta permiten concluir que es posible mejorar el rendimiento de las redes de conmutación de ráfagas ópticas mediante la adopción de mecanismos de encaminamiento adecuados para equilibrar la carga.

## 6.2. Líneas futuras de investigación

El trabajo presentado en este Proyecto sirve como punto de partida para el estudio y comprensión de los algoritmos de encaminamiento adaptativo en redes de Conmutación de Ráfagas Ópticas. En este tipo de redes, por sus particularidades, la aplicación de estrategias de encaminamiento tradicionales en redes IP es compleja, por lo que es necesario el estudio del comportamiento de los elementos de red en caso de realizar multicamino.

En tanto que los resultados obtenidos son positivos, sería conveniente ahondar en el estudio de estas técnicas de encaminamiento, a través del análisis de diversas topologías y de redes reales — dimensionadas o no — con perfiles de tráfico variable. También sería interesante estudiar la posibilidad de aplicar el algoritmo propuesto a mecanismos de protección y restauración (*resilience*), considerando el caso de fallos en nodos y enlaces, tanto aislados como múltiples.

Entre los posibles trabajos derivados de los resultados obtenidos, se encuentran:

- Combinación de la estrategia con medidas de ingeniería de tráfico, para buscar la combinación de disponer de una red dimensionada con la capacidad de reacción a cambios puntuales de tráfico que ofrece el encaminamiento adaptativo.
- Aplicación de la estrategia a la reducción de los requisitos de recursos necesarios para proveer de protección y restauración a la red.
- Estudio de prestaciones mediante la activación del algoritmo en nodos aislados que puedan ser conflictivos desde el punto de vista de la congestión.
- Estudio de otros mecanismos de resolución de contienda combinados con el multicamino.

## Manual de uso del simulador

---

El funcionamiento del simulador implementado es similar al del simulador ns-2. MinSV esta sección se explican las particularidades que se deben tener en cuenta para la simulación de redes OBS.

Como complemento a las instrucciones de empleo, se ha desarrollado un guión de generación de la topología y configuración de las simulaciones, que se explica en un apartado posterior.

El inicio de toda simulación en ns-2 sigue unos pasos definidos. En primer lugar, se debe crear una instancia de simulación con la orden:

```
set ns [new Simulator]
```

### A.1. Creación y configuración de los nodos OBS

Para simular una red OBS genérica, deben crearse en primer lugar los nodos correspondientes de la manera habitual en ns-2, con el comando:

```
set nodo [$ns node]
```

Siendo la variable `nodo` representación de cada nodo, y debe ser diferente para crear cada uno de los nodos.

En caso de que el nodo a crear deba ser un nodo con la implementación del algoritmo AMOR, el comando debe ser:

```
set nodo [$ns amor-node]
```

Con la implementación actual, deben ser todos los nodos del mismo tipo, por lo que no es posible mezclar nodos con el algoritmo AMOR activado y nodos normales.

Los parámetros del agente de transmisión de paquetes de control, los enlaces y el algoritmo de encaminamiento, descritos en apartados anteriores, se llevan a cabo en varios puntos de la creación de la topología.

## A.2. Creación y configuración de los enlaces

Dado que los planificadores de ráfagas están implementados dentro de los enlaces WDM, su configuración se lleva a cabo en el momento de la creación de los enlaces. Los enlaces WDM se crean con el comando `duplex-wdm-link` para el caso de las simulaciones con encaminamiento no adaptativo. Por el contrario, se emplea `duplex-monitorlambda-link` para las simulaciones con el algoritmo AMOR. La sintaxis del primer comando es:

```
$ns duplex-wdm-link $n_origen $n_destino $bw $ret
    DropTail $tproc $sw_time $lambdas $origen $destino
    $id_enlace $planificacion $usar_fdl $fdl_n $ret_fdl
```

Por otro lado, la sintaxis del segundo comando es la misma:

```
$ns duplex-monitorlambda-link $n_origen $n_destino $bw $ret
    DropTail $tproc $sw_time $lambdas $origen $destino
    $id_enlace $planificacion $usar_fdl $fdl_n $ret_fdl
```

Donde se definen los siguientes argumentos:

- `$n_origen` es el objeto que representa el nodo origen del enlace.
- `$n_destino` es el objeto que representa el nodo destino del enlace.
- `$bw` es el ancho de banda de cada longitud de onda del enlace.

- `$ret` es el retardo de transmisión del enlace en segundos.
- `DropTail` representa la disciplina de la cola, en este caso se ha optado por emplear la disciplina *DropTail*, que implementa una cola tipo FIFO (el primero en entrar es el primero en salir).
- `$tproc` es el tiempo de procesamiento del paquete de control de ráfaga en el nodo.
- `$sw_time` es el tiempo de conmutación de la matriz óptica.
- `$lambdas` es el número de longitudes de onda del enlace.
- `$origen` representa el índice numérico del nodo origen.
- `$destino` representa el índice numérico del nodo destino.
- `$id_enlace` es el identificador numérico del enlace (usado para las estadísticas).
- `$planificacion` es el tipo de planificador usado:
  - ▶ 0 es el planificador Horizon.
  - ▶ 1 es el planificador FirstFit con relleno de huecos.
  - ▶ 2 es el planificador MinSV.
  - ▶ 3 es el planificador MinEV.
  - ▶ 4 es el planificador BestFit.
  - ▶ 5 es el planificador FirstFit sin relleno de huecos.
- `$usar_fdl` toma el valor 0 si no hay líneas de retardo disponibles y 1 si las hay.
- `$fdl_n` es el número de líneas de retardo disponibles.
- `$ret_fdl` define la granularidad de las líneas de retardo, es decir, el retardo que introduce una sola línea de retardo.

### A.3. Creación y configuración del agente OBS

La creación de un agente OBS se realiza con los siguientes comandos:

```
set agente [new Agent/OBS]
$ns attach-agent $nodo $agente
```

El primero de ellos crea el objeto que representa el agente y el segundo comando lo asocia a un nodo.

También hay que conectar los diferentes agentes que se creen en los nodos. Si se tiene un nodo con un agente `agente0` y otro nodo con el agente `agente1`,

```
$ns connect $agente0 $agente1
```

Por último, es posible controlar algunos de los parámetros que gobiernan el comportamiento de los agentes, mediante la interfaz entre OTcl y C++ que se provee para ajustar los atributos de la clase.

El modo de transmisión de paquetes de control con distribuciones de tiempo y tamaño exponenciales se activa poniendo el atributo `exponential_` a 1. Cualquier otro valor ajusta la distribución de tiempo y de tamaño a valores constantes.

El código para configurar este modo es:

```
$agente set exponential_ 1
```

El tiempo medio entre transmisión de paquetes de control, que se corresponde además con el tiempo medio entre ráfagas se configura con el atributo `mean_`, de la siguiente manera, siendo `$mean_time` un valor en segundos.

```
$agente set mean_ $mean_time
```

El otro parámetro que define el nivel de tráfico es el tamaño de la ráfaga, que se mide en segundos. El atributo que se corresponde con este parámetro se denomina `burst_length_`, y se ajusta de la siguiente manera, con `$b_len` en segundos.

```
$agente set burst_length_ $b_len
```

El tiempo de procesamiento de los paquetes de control en los nodos internos se utiliza, como ya se ha visto, para ajustar el tiempo de *offset*, importante para que no se produzcan pérdidas de ráfagas debido a que la matriz de conmutación no ha tenido tiempo suficiente para configurarse. Su ajuste se realiza cambiando el atributo `tx_time_`, que se define en segundos:

```
$agente set tx_time_ $ttxproc
```

Es posible indicar al agente el índice del nodo al que va a transmitir los paquetes de control. Este atributo, denominado `dest_node_`, sólo se emplea en los modos de depuración para mostrar los pares origen-destino de cada agente. Se ajusta de la siguiente forma:

```
$agente set dest_node_ $j
```

La distancia está definida por el parámetro `hops_`, y representa el número de saltos hasta el destino. Esta distancia se emplea para calcular el tiempo de *offset*, como el producto del número de saltos por el tiempo de procesamiento del paquete de control en cada nodo, que debe utilizarse para el sistema de señalización JET. Sin embargo, cuando se empleen mecanismos de compensación de *offset*, no será necesario.

Por otro lado, el valor debe ser bastante conservativo, en especial cuando se empleen algoritmos multicamino como el propuesto, mediante el cual puede existir un retardo mayor que el del camino más corto por número de saltos.

La distancia se ajusta en el agente OBS de la siguiente manera:

```
$agente set hops_ $distancia
```

El agente OBS puede identificarse mediante un número entero, para facilitar la lectura de la salida de depuración. No es necesario, por tanto, ajustar este parámetro.

```
$agente set obs_flow_id_ N
```

Por último, para iniciar el funcionamiento del transmisor de paquetes de control, se utiliza el comando `start`, de la misma forma que se emplea para todos los agentes que implementan protocolos en ns-2:

```
$ns at T "$agente start"
```

## A.4. Guión de generación y análisis de topologías

Para automatizar en la medida de lo posible la generación de resultados y los lotes de simulaciones, se ha desarrollado un guión (*script*) en OTcl que permite tomar la topología de red de un archivo y el paso de parámetros de configuración de las simulaciones mediante línea de comandos.

Con dicho guión, de nombre `escenario.tcl`, la ejecución de las simulaciones se realiza mediante la sintaxis siguiente:

```
ns escenario.tcl topologia routing carga duracion
  planificacion FDL PESO_MAX TIEMPO_PESO K
```

Donde los argumentos son:

- `topologia` es el archivo de texto que contiene la topología, en el formato que se explica a continuación.
- `routing` es la estrategia de encaminamiento. El guión permite como valores SP (camino con menor coste), ECMP (multicamino con igualdad de costes) y AMOR (multicamino adaptativo).
- `carga` es el valor global de carga, que se considera normalizado y por igual para todos los nodos.
- `duracion` es la máxima duración de la simulación en segundos.
- `planificacion` define el tipo de planificador. El guión admite los siguientes nombres de los algoritmos en lugar de los valores numéricos antes descritos: Horizon, MinSV, MinEV, BestFit y FFUC.

- FDL puede tomar los valores SinFDL para utilizar nodos sin líneas de retardo y ConFDL para que los nodos dispongan de líneas de retardo.
- PESO\_MAX es el valor máximo de la función peso para el cálculo de costes en los nodos, en caso de que el algoritmo de encaminamiento configurado sea AMOR.
- TIEMPO\_PESO es el tiempo que transcurre entre cálculos sucesivos del coste de los enlaces en la estrategia adaptativa, en segundos.
- K es el valor de la variable  $k$  del algoritmo AMOR, que como se detalló en el capítulo anterior, describe la forma de la función de peso.

La topología de la red se describe en un archivo de texto con campos separados por tabuladores. En cada línea se detalla un enlace entre dos nodos, definiéndose el retardo del enlace en milisegundos, el número de longitudes de onda disponibles y la capacidad de cada longitud de onda en Megabits por segundo.

A continuación se muestra un ejemplo que describe una topología con cuatro nodos:

```
0 1 100 0.8 8
1 2 100 0.6 8
1 3 100 0.65 8
```

Las dos primeras columnas son los nodos entre los cuales queda establecido el enlace (dúplex), la tercera columna es el ancho de banda de cada longitud de onda, la cuarta columna es el retardo del enlace, en milisegundos, y la última columna es el número de longitudes de onda (canales de datos) disponibles en el enlace.

Es importante resaltar que la última línea del archivo debe definir un enlace, no debe ser una línea en blanco. Por otro lado, el número de nodos de la red está determinado por el máximo índice que represente a un nodo en la lista.

## A.5. Interpretación de los resultados de trazas

El simulador desarrollado devuelve los datos recopilados sobre el estado de la red. Estos datos son mostrados a partir de la información disponible en cada uno de los módulos, y referentes al estado de la red OBS y del módulo de encaminamiento.

El formato de la información devuelta por el simulador se describe a continuación. Cada bloque de estadísticas está formado por 2 partes fundamentales, que representan información global de la red e información local de los enlaces.

La primera línea representa el total de paquetes de control transmitidos (campo Tx), recibidos (Rx) y descartados (Descartados), además de la probabilidad de bloqueo global en la red (Pb), con el error cometido en la medida, y el tiempo de simulación transcurrido (Tiempo). Un ejemplo de esta línea se muestra a continuación:

```
Tx = 1812129      Rx: 1418300      Descartados = 393466
Pb = 2.172644e-01 +- 1.131822e-03
Tiempo: 7.000000
```

La siguiente línea de la traza muestra el retardo medio de ráfaga y el número medio de saltos que sufren las ráfagas:

```
Retardo medio: 0.001483      Número medio de saltos: 2.542335
```

A continuación se muestran los datos referentes a cada enlace símplex. Los datos mostrados son: total de paquetes de control transmitidos por el enlace ( $tx[i]$ ), paquetes descartados en el enlace ( $dr[i]$ ) y nivel de carga del enlace ( $carga[i]$ ).

```
tx[0] = 57237      dr[0] = 189      carga[0] = 0.347663
tx[1] = 49346      dr[1] = 46       carga[1] = 0.300763
tx[2] = 73246      dr[2] = 1217     carga[2] = 0.447402
tx[3] = 64674      dr[3] = 375     carga[3] = 0.397658
```

Cada fila contiene un par de enlaces símplex, que forma un enlace dúplex, y aparecen en el orden en que se definen en el archivo que describe la topología.

Por último, el algoritmo de encaminamiento AMOR, en caso de estar activado, también genera mensajes de estado. Principalmente, se muestra el estado de las proporciones por enlaces de salida del nodo para cada destino. A continuación se muestra un caso de mensaje:

Calculo proporciones para el destino 0 en el nodo 4

Se ha añadido algun slot, pongo new\_slot a 1

Suma de costes: 0.833333

Sumatemp = 0.000000, leak\_sum = 0.000000, prod = 0.000000

  pierde[3] = -1.000000 pierde[11] = -1.000000

  pierde[16] = -1.000000

- Vecino 3 (slot 1): carga = 0.303708, coste = 5.668000, saltos = 4, proporcion = 0.300000 (old = 0.000000)
- Vecino 11 (slot 2): carga = 0.302411, coste = 6.172000, saltos = 4, proporcion = 0.300000 (old = 0.000000)
- [opt] Vecino 16 (slot 0): carga = 0.613078, coste = 6.429000, saltos = 3, proporcion = 0.400000 (old = 1.000000)

En primer lugar, se indica que el destino para el cual se están calculando las proporciones es el nodo con índice 0, y el nodo en el cual se están calculando es el 4.

La siguiente línea se debe a que, en el funcionamiento del algoritmo, se ha encontrado algún camino adicional, por lo que se ha añadido el *slot* de salida. La “suma de costes” es realmente la suma de las inversas del número de saltos.

A continuación, se muestran los enlaces que pierden nivel de proporción, en las variables `pierde[i]`. Si su valor es -1, su proporción de carga no se reduce.

Las siguientes líneas son los vecinos del nodo 4 (3, 11 y 16), el nivel de carga que tienen los enlaces, el número de saltos que tienen los caminos por dichos enlaces, su coste, el nivel de proporción actual y anterior, y si es el camino óptimo.

Otro ejemplo que ilustra el caso en el que uno de los enlaces pierde proporción de carga se muestra a continuación. En este caso, la proporción de carga al vecino 16 desciende por haber aumentado su coste y tener mayor tasa de bloqueo de ráfagas que el camino principal, el cual transcurre por el nodo 0.

Calculo proporciones para el destino 13 en el nodo 1

Se ha añadido algun slot, pongo new\_slot a 1

Suma de costes: 0.700000

- Reduzco proporcion (prop\_diff = -0.050185,

```
loser_slots[i] = 0.193043): 0.500000 a 0.449815
Sumatemp = 0.250000, leak_sum = 0.243228, prod = 1.000000
pierde[0] = -1.000000
- Aumentada proporcion al vecino 0: 0.500000 -> 0.600371
pierde[2] = -1.000000
- Aumentada proporcion al vecino 2: 0.000000 -> 0.480297
pierde[16] = 0.193043
- [opt] Vecino 0 (slot 0): carga = 0.327558, coste =
  6.220000, saltos = 4, proporcion = 0.600371 (old = 0.500000)
- Vecino 2 (slot 1): carga = 0.117902, coste = 5.000000,
  saltos = 5, proporcion = 0.480297 (old = 0.000000)
- Vecino 16 (slot 1): carga = 0.729041, coste = 9.460000,
  saltos = 4, proporcion = 0.449815 (old = 0.500000)
```

## A.6. Modos de depuración

Los modos de depuración que se han incluido en la implementación de los tres pilares del simulador permiten comprobar que el funcionamiento de dicha implementación es correcto. Estos modos de depuración permiten ver el estado de los planificadores de ráfagas en los nodos, la configuración y el funcionamiento de los agentes OBS y el estado del algoritmo de encaminamiento.

### A.6.1. Depuración del agente OBS

Los modos de depuración del agente OBS son configurables a través del script OTcl incluido en el código. Se han definido tres niveles de depuración:

- Nivel 0: sin mensajes adicionales de depuración.
- Nivel 1: algunos mensajes de depuración, como el aviso de activación de la fuente de paquetes y la planificación del siguiente envío.
- Nivel 2: incluye el nivel 1 y algunos mensajes más, como la configuración usada en la creación de los agentes y mostrar el envío de los paquetes con su tamaño, así como la confirmación de que han sido enviados.

Es evidente que a mayor nivel de depuración, se generarán muchos más mensajes y la simulación será más lenta.

### **A.6.2. Depuración de los planificadores de ráfagas y enlaces WDM**

En este caso, la activación de la depuración se ha realizado directamente sobre el código en C++, utilizando la constante `lambdas_debug`, definida en el archivo `obs_scheduler.h`, y que puede tomar los siguientes niveles de depuración:

- Nivel 0: sin mensajes adicionales. Únicamente se muestran las estadísticas de los enlaces de manera periódica.
- Nivel 1: muestra el funcionamiento de los planificadores, con la evolución del estado según van llegando paquetes y se pueden planificar o no; muestra la llegada de paquetes, con los datos que incluyen (instante de llegada de la ráfaga y duración); indica el instante en que se alcanza la estabilidad del parámetro de probabilidad de bloqueo; y también muestra la configuración de los enlaces en el momento de arrancar la red.
- Nivel 2: muestra más detalles de la llegada y procesamiento de paquetes, así como el estado de los planificadores.
- Nivel 3: muestra si se ha producido un bucle con algún paquete y proporciona más detalles sobre los paquetes que llegan y se planifican.



## Lista de abreviaturas

---

**AMOR** Adaptive Multi-path OBS Routing

**APSON** Adaptive Path Switched Optical Network

**ASON** Automatically Switched Optical Network

**BCP** Burst Control Packet

**BoCS** Burst over Circuit Switching

**BP** Bypass Path

**CANON** Clustering Architecture for Nodes of Optical Networks

**CAPEX** Capital Expenditures

**DOS** Digital Optical Switch

**DP-1** Distributed Path with 1 alternative

**DP-k** Distributed Path with k alternatives

**DPSK** Differential Phase Shift Keying

**DRWA** Dynamic Routing and Wavelength Assignment

**ECMP** Equal Cost Multi-Path

**FAU** Frame Aggregation Unit

**FDL** Fiber Delay Line

**FIFO** First In-First Out

**FSK** Frequency Shift Keying

**GMPLS** Generalized Multi Protocol Label Switching

**IAT** Inter-Arrival Time

**IGP** Interior Gateway Protocol

**IP** Internet Protocol

**IS-IS** Intermediate System-Intermediate System

**JET** Just Enough Time

**JIT** Just In Time

**LAUC** Latest Available Unscheduled Channel

**LAUC-VF** Latest Available Unscheduled Channel with Void Filling

**LC** Liquid Crystal

**LOBS** Labeled Optical Burst Switching

**LS** Link State

**MAN** Metropolitan Area Network

**MC** Multiple Choice

**MEMS** Micro Electro-Mechanical System

**MinSV** Minimum Starting Void

**MinEV** Minimum Ending Void

**MRDV** Multi-path Routing with Dynamic Variance

**NS-2** Network Simulator

**OBS** Optical Burst Switching

**OBTN** Optical Burst Transport Network

---

**OCS** Optical Circuit Switching

**OPEX** Operational Expenditures

**OPS** Optical Packet Switching

**ORION** Overspill Routing In Optical Networks

**OSPF** Open Shortest Path First

**OTcl** Object Toolkit Command Language

**OTN** Optical Transport Network

**OTU** Optical Transport Unit

**P2P** Peer to Peer

**PE** Path Excluding

**PLC** Planar Lightwave Circuit

**PWA** Priority-based Wavelength Assignment

**QoS** Quality of Service

**RIP** Routing Information Protocol

**SBS** Stimulated Brillouin Scattering

**SDH** Synchronous Digital Hierarchy

**SOA** Semiconductor Optical Amplifier

**SP** Shortest Path

**SRS** Stimulated Raman Scattering

**RWA** Routing and Wavelength Assignment

**TCP** Transmission Control Protocol

**TDM** Time Division Multiplexing

**UDP** User Datagram Protocol

**WDM** Wavelength Division Multiplexing

**WROBS** Wavelength-Routed Optical Burst Switching

**WRON** Wavelength-Routed Optical Network

---

## Bibliografía

---

- [1] R. Ramaswami, K. N. Sivarajan. *Optical Networks: A Practical Perspective*. Morgan Kauffman Publishers, Inc., 1998.
- [2] Xiang Yu Yang Chen, Chunming Qiao. Optical Burst Switching: A New Area in Optical Networking Research. *IEEE Network*, 2004.
- [3] Tarek S. El-Bawab, Jong-Dug Shin. Optical Packet Switching in Core Networks: Between Vision and Reality. 40(9), September 2002.
- [4] Chunming Qiao, Myungsik Yoo. Optical burst switching (OBS) - a new paradigm for an optical Internet. *Journal of High-Speed Networks*, 8(1), 1999.
- [5] T. S. El-Bawab, J.-D. Shin. Optical Packet Switching in Core Networks: Between Vision and Reality. *IEEE Communications Magazine*, 40(9):60–65, Septiembre 2002.
- [6] Fei Xue, S.J. Ben Yoo. Performance comparison of optical burst and circuit switched networks. *Optical Fiber Communication Conference*, 2005.
- [7] Jing Teng, George Rouskas. Wavelength Selection in OBS Networks Using Traffic Engineering and Priority-Based Concepts. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2005.
- [8] Jing Teng, George Rouskas. Routing Path Optimization in Optical Burst Switched Networks. *Optical Network Design and Modeling Conference (ONDM)*, 2005.
- [9] Jing Zhang, Hae-Joung Lee, Shuang Wang, Xue Qiu, Keyao Zhu, Yurong Huang, Debasish Datta, Young-Chon Kim, Biswanath Mukherjee. Explicit Routing for Traffic Engineering in Labeled Optical Burst-Switched WDM Networks. *Proceedings of ICCS*, 2004.

- [10] C. Hopps. Analysis of an Equal-Cost Multi-Path Algorithm. RFC 2992, 2000.
- [11] F.J. Ramón Salguero, J. Andrés Colás, J. Enríquez Gabeiras, G. García de Blas. Estrategias de encaminamiento dinámico para posponer la congestión de la red. *XIII Jornadas Telecom I+D*, 2003.
- [12] M. Klinkowski, F. Herrero, D. Careglio, J. Solé-Pareta. Adaptive routing algorithms for optical packet switching networks. *Optical Network Design and Modeling Conference (ONDM)*, 2005.
- [13] M. Klinkowski, E. Horta, D. Careglio, J. Solé-Pareta. Performance Analysis of Isolated Adaptive Routing Algorithms in OBS networks. *ePhoton/ONE Summer School*, 2005.
- [14] Javier Aracil, Óscar González, Juan Fdez-Palacios. Routing strategies for OBS Networks Based on MRDV. *Proceedings of 7th International Conference on Transparent Optical Networks, ICTON 2005*, 1:5–8, Julio 2005.
- [15] Óscar González de Dios, Mirosław Klinkowski, Carlos García Argos, Davide Careglio, Josep Solé-Pareta. Performance analysis of routing algorithms for optical burst switching. *11th International Conference on Optical Networking Design and Modeling*, 2007.
- [16] Jason P. Jue, Vinod M. Vokkarane. *Optical Burst Switched Networks*. Springer Science + Business Media, Inc, 2005.
- [17] Ibán Cereijo Graña. *Proyecto fin de carrera: Simulación y comparativa de mecanismos de conmutación en redes ópticas*. Universidad de Vigo - ETSI Telecomunicación, 2005.
- [18] Xiaohua Ma, Geng-Sheng Kuo. Optical Switching Technology Comparison: Optical MEMS vs. Other Technologies. *IEEE Optical Communications*, November 2003.
- [19] IST NOBEL Project. *Deliverable D20: First Guidelines for Technologies Enabling Broadband Optical Networks*, 2005.
- [20] Tze-Wei Yeow, K.L. Eddie Law y Andrew Goldenberg. MEMS Optical Switches. *IEEE Communications Magazine*, 2001.

- 
- [21] M.C. Wu, P.R. Patterson, D. Hah, C.M. Lee, S. Huang y J.C. Tsai. Advanced MEMS for Photonics. *Device Research Conference*, 2002.
- [22] Shrikhande, K. White, I.M. Rogge, M.S. An, F.-T. Srivatsa, A. Hu, E.S. Yam, S.S.-H. Kazovsky, L.G. Performance demonstration of a fast-tunable transmitter and burst-mode packet receiver for HORNET. *Optical Fiber Communication Conference and Exhibit*, 2001.
- [23] J.P. Powers. *An Introduction to Fiber Optic Systems*. McGraw-Hill Professional, 1993.
- [24] Chraplyvy, A.R. Limitations on Lightwave Communications Imposed by Optical-Fiber Nonlinearities. *Journal of Lightwave Technology*, 1990.
- [25] F. Forghieri, R.W. Ytkach, A.R. Chraplyvy, D. Marcuse. Reduction of Four-Wave Mixing Crosstalk in WDM Systems Using Unequally Spaced Channels. *IEEE Photonics Technology Letters*, 1994.
- [26] A.G. Grandpierre, D.N. Christodoulides, C.M. McIntosh, J. Toulouse. Stimulated Raman scattering cancellation in wavelength-division-multiplexed systems via spectral inversion. *Optical Fiber Communication Conference*, 2000.
- [27] Sang Soo Lee, Hyun Jae Lee, Wanseok Seo, Seung Gol Lee. Stimulated Brillouin Scattering Suppression Using Cross-Phase Modulation Induced by an Optical Supervisory Channel in WDM Links. *IEEE Photonics Technology Letters*, 2001.
- [28] Xiang Yu, Yang Chen, Chunming Qiao. A Study of Traffic Statistics of Assembled Burst Traffic in Optical Burst Switched Networks. *Proc. Opticomm*, 2002.
- [29] Vinod M.Vokkarane, Karthik Haridoss, Jason P.Jue. Threshold-Based Burst Assembly Policies for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks. *Proceedings, SPIE Optical Networking and Communication*, 2002.
- [30] Yijun Xiong, Marc Vandenhoute, Hakki C. Cankaya. Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000.
- [31] Siamak Azodolmolky, Anna Tzanakaki, Ioannis Tomkos. Study of the Impact of Burst Assembly Algorithms in Optical Burst Switched Networks with Self-Similar Input Traffic. *8th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, 2006.
-

- [32] John Y. Wei, Ray I. McFarland. Just-In-Time Signaling for WDM Optical Burst Switching Networks. *Journal of Lightwave Technology*, 2000.
- [33] Jinhui Xu, Chunming Qiao, Jikai Li, Guang Xu. Efficient Channel Scheduling Algorithms in Optical Burst Switched Networks. *IEEE Infocom*, 2003.
- [34] Oscar González de Dios, Ignacio de Miguel, Víctor López Alvarez, Ramón J. Durán, Noemí Merayo, Jesús Felipe Lobo Poyo. Estudio y simulación de TCP en redes de conmutación óptica de ráfagas (OBS). *XV Jornadas Telecom I+D*, 2005.
- [35] D.K. Hunter, M.C. Chia, I. Andonovic. Buffering in Optical Packet Switches. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, Diciembre 1998.
- [36] Christoph M. Gauger. Dimensioning of FDL buffers for Optical Burst Switching Nodes. *Proceedings of the 5th IFIP Optical Network Design and Modeling Conference (ONDM 2002)*, 2002.
- [37] R. Ramaswami, K. N. Sivarajan. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1995.
- [38] Ching-Fang Hsu, Te-Lung Liu, Nen-Fu Huang. Performance analysis of deflection routing in optical burst-switched networks. *INFOCOM*, 2002.
- [39] Vinod M. Vokkarane, Jason P. Jue, Sriranjani Sitaraman. Burst Segmentation: An Approach For Reducing Packet Loss In Optical Burst Switched Networks. *IEEE International Conference on Communications*, 2002.
- [40] M. Neuts, Z. Rosberg, Hai Le Vu, J. White, M. Zukerman. Performance Enhancement of Optical Burst Switching using Burst Segmentation. *IEEE International Conference on Communications*, 2003.
- [41] IST NOBEL Project. *Deliverable D16: Preliminary definition of burst/packet network and node architectures and solutions*, 2005.
- [42] IST NOBEL Project. *Deliverable D23: Definition of hybrid opto-electronic burst/packet switching node structures and related management functions*, 2005.
- [43] IST NOBEL Project. *Deliverable D32: Preliminary report on feasibility studies on opto-electronic burst/packet switching nodes*, 2006.

- 
- [44] IST NOBEL Project. *Deliverable D9: Specification of hybrid multi-service/multi-layer node architectures*, 2004.
- [45] Akio Sahara, Kyoichi Kasahara, Etsushi Yamazaki, Shigeki Aisawa, Masafumi Koga. The demonstration of congestion-controlled optical burst switching network utilizing two-way signaling - field trial in JGN II testbed. *Optical Fiber Communication Conference*, 2005.
- [46] Ken-ichi Kitayama, Masafumi Koga, Hiroyuki Morikawa, Shinsuke Hara, Masaaki Kawai. Optical burst switching network testbed in Japan. *Optical Fiber Communication Conference*, 2005.
- [47] Hongxiang Guo, Zhou Lan, Wei Zhang, Chunyan Yu, Li Gan, Xin Liu, Haishan Wu, Jian Wu, Jintong Lin. Design and Implementation of Edge Node in TBOBS. *Proceedings of SPIE*, 5626, February 2005.
- [48] Hongxiang Guo, Zhou Lan, Jian Wu, Zehua Gao, Xuanfei Li, Jintong Lin, Yuefeng Ji. A testbed for optical burst switching network. *Optical Fiber Communication Conference*, 2005.
- [49] Hongxiang Guo, Jian Wu, Xin Liu, Jintong Lin, Yuefeng Ji. Multi-QoS traffic transmission experiments on OBS network testbed. *European Conference on Optical Communication*, 2005.
- [50] Yongmei Sun, Tomohiro Hashiguchi, Vu Quang Minh, XiWang, Hiroyuki Morikawa, Tomonori Aoyama. Design and implementation of an optical burst-switched network testbed. *IEEE Communications Magazine*, November 2005.
- [51] Andrew S. Tanenbaum. *Computer Networks*. Prentice Hall, 1996.
- [52] C. Hedrick. Routing Information Protocol. RFC 1058, 1999.
- [53] J. Moy. OSPF Version 2. RFC 2328, 1998.
- [54] D. Oran. OSI IS-IS Intra-domain Routing Protocol. RFC 1142, 1990.
- [55] Samrat Ganguly, Sudeept Bhatnagar, Rauf Izmailov, Chunming Qiao, Xiang Yu. Multi-path Adaptive Optical Burst Forwarding. *Workshop on High Performance Switching and Routing*, 2004.
-

- [56] F. Ramón-Salguero, J. Andrés-Colas, A. Molins-Jiménez, J. Enríquez-Gabeiras. Dynamic routing strategies to postpone network congestion, Tech. Rep. TD02043. Technical report, COST 279, 2002.
- [57] G. P. V. Thodime, V. M. Vokkarane, J. P. Jue. Dynamic congestion-based load balanced routing in optical burst-switched networks. *IEEE GLOBECOM*, 2003.
- [58] Carlos García Argos, Óscar González de Dios, Javier Aracil. Adaptive Multipath Routing for OBS Networks. *9th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, 2007.
- [59] The Network Simulator ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/index.html>.
- [60] Wiki nsnam. [http://nsnam.isi.edu/nsnam/index.php/Main\\_Page](http://nsnam.isi.edu/nsnam/index.php/Main_Page).
- [61] OTcl. <http://otcl-tclcl.sourceforge.net/otcl/>.
- [62] Pierre L'Ecuyer, Richard Simard, E. Jack Chen, W. David Kelton. An object-oriented random number package with many long streams and substreams. *Operations Research*, 2001.
- [63] Ignacio de Miguel Jiménez, Eva Gómez Albuena. Introducción a las Técnicas de Simulación. 2004.
- [64] Ralf Hülsermann, Stefan Bodamer, Marc Barry, Andreas Betker, Christoph Gauger, Monika Jäger, Martin Köhn, Jan Späth. A Set of Typical Transport Network Scenarios for Network Modelling. *5th ITG Workshop on Photonic Networks*, 2004.

---

## Índice alfabético

---

- algoritmos de planificación, 38
- alternativas a OBS, 51
- AMOR, 80
  - implementación, 100
- APSON, 52
- atenuación, 30
  
- BCP, 33
- Best Fit, 43
  
- calidad de servicio, 50
- camino óptico, 15
- CANON, 56
- CAPEX, 139
- Conmutación de Circuitos Ópticos, 15
- Conmutación de Paquetes Ópticos, 16
- Conmutación de Ráfagas Ópticas, 17
- conmutación de tramas G.709, 54
- conmutadores, 27
  - conmutadores electro-ópticos, 28
  - conmutadores termo-ópticos, 28
  - cristal líquido, 29
  - MEMS, 27
  - Niobato de Litio, 28
  - SOA, 29
- conmutadores electro-ópticos, 28
- conmutadores termo-ópticos, 28
- conversión de longitud de onda, 48
- Core Node, 25
  
- cristal líquido, 29
  
- demostradores de OBS, 59
- dispersión, 31
  - dispersión cromática, 31
  - dispersión de Raman, 32
  - dispersión estimulada de Brillouin, 32
  - dispersión modal, 31
  
- ECMP, 19, 65
- Edge Node, 26
- efectos no lineales, 32
- encaminamiento, 61
  - AMOR, 80
  - balanceo de carga dinámico, 76
  - camino de by-pass, 74
  - camino distribuido con  $k$  alternativas, 75
  - camino distribuido con 1 alternativa, 74
  - camino más corto, 63
  - ECMP, 19, 65
  - encaminamiento dinámico, 62
  - encaminamiento estático, 62
  - encaminamiento monocamino, 63
  - encaminamiento multicamino, 63
  - exclusión de caminos, 71
  - función de coste en AMOR, 83
  - múltiples opciones, 73

- MRDV, 20, 66
  - reparto de carga en AMOR, 87
- encaminamiento por deflexión, 49
- ensamblado de ráfagas, 34
- escalabilidad, 139
- escenario de simulaciones, 105
- evolución de las redes ópticas, 18
- Fiber Delay Line (FDL), 45
- Horizonte de planificación, 40
- Ingeniería de Tráfico, 19
- JET, 37
- JIT, 36
- líneas de retardo con fibra, 45
- lightpath, 15
- MEMS, 27
- MinEV, 42
- MinSV, 41
- MRDV, 20, 66
- multiplexación estadística, 15
- Niobato de Litio, 28
- nodos del núcleo, 25
- nodos frontera, 26
- OBS, 17
  - alternativas a OBS, 51
  - APSON, 52
  - Arquitectura de red, 24
  - Best Fit, 43
  - CANON, 56
  - conmutación de tramas G.709, 54
  - conversión de longitud de onda, 48
  - demostradores de OBS, 59
  - encaminamiento por deflexión, 49
  - ensamblado de ráfagas, 34
  - Fiber Delay Line (FDL), 45
  - funcionamiento de OBS, 33
  - Horizonte de planificación, 40
  - Introducción, 23
  - JET, 37
  - JIT, 36
  - MinEV, 42
  - MinSV, 41
  - nodos del núcleo, 25
  - nodos frontera, 26
  - OBTN, 57
  - ORION, 53
  - planificación con relleno de huecos, 41
  - planificación de ráfagas, 38
  - resolución de contienda, 44
  - señalización, 35
  - segmentado de ráfagas, 50
  - WROBS, 51
- OBTN, 57
- OCS, 15
- OPEX, 139
- OPS, 16
- ORION, 53
- Paquete de Control de Ráfaga, 33
- planificación Best Fit, 43
- planificación con relleno de huecos, 41
- planificación de ráfagas, 38
  - implementación de los planificadores de ráfagas, 99
- planificación Horizon, 40
- planificación MinEV, 42
- planificación MinSV, 41

- protección, 140
- ráfaga, 17
- reserva con confirmación, 35
- reserva sin confirmación, 35
- resilience, 140
- resolución de contienda, 44
- restauración, 140
- restricciones físicas
  - atenuación, 30
  - dispersión, 31
  - dispersión cromática, 31
  - dispersión de Brillouin, 32
  - dispersión de Raman, 32
  - dispersión modal, 31
  - mezcla de canales, 32
  - sincronización de señales ópticas, 30
- retardos ópticos, 45
- señalización, 35
- segmentado de ráfagas, 50
- simulador, 95
  - agente OBS, 100
  - depuración, 150
  - estabilidad, 102
  - generación de estadísticas, 101
  - implementación de la estrategia de en-  
caminamiento, 100
  - implementación de los planificadores  
de ráfagas, 99
  - instrucciones de uso, 141
  - interfaz de usuario, 98
  - transitorios, 102
  - trazas, 147
  - validación del simulador, 103
- simulador ns-2, 95
- sincronización, 30
- SOA, 29
- Técnicas de conmutación
  - OBS, 17
  - OCS, 15
  - OPS, 16
- traspaso de capacidades IP al nivel ópti-  
co, 18
- WROBS, 51