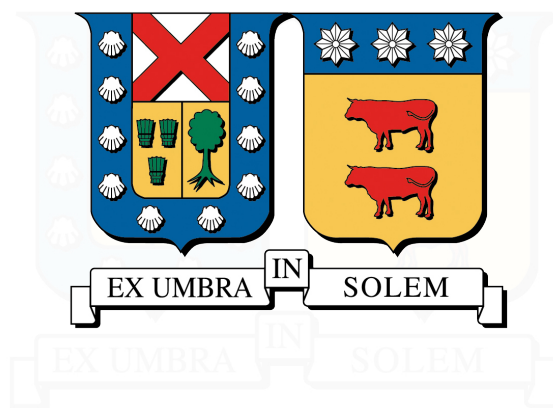




**ESTRATEGIAS HEURÍSTICAS PARA LA SOLUCIÓN EFICIENTE DEL
PROBLEMA DE ENRUTAMIENTO, NIVEL DE MODULACIÓN Y
ASIGNACIÓN DE ESPECTRO EN REDES ÓPTICAS ELÁSTICAS CON
OPERACIÓN ESTÁTICA**

Presentado por:

JORGE ALBERTO BERMÚDEZ CEDEÑO

Como requisito para optar al grado de:

**MAGÍSTER EN CIENCIAS
DE LA INGENIERÍA ELECTRÓNICA**

PROFESOR GUÍA : PhD. NICOLÁS JARA CARVALLO
PROFESOR CORREFERENTE 1 : PhD. REINALDO VALLEJOS
PROFESOR CORREFERENTE 2 : PhD. RICARDO OLIVARES

MARZO 2021

AGRADECIMIENTOS

A la Universidad Técnica Federico Santa María, por brindarme la oportunidad y el apoyo necesario para cursar estudios de postgrado;

A los profesores del Departamento de Electrónica, por todo lo que me enseñaron en el desarrollo de sus clases;

A mi tutor, Dr. Nicolás Jara Carvallo, por todo su tiempo, dedicación, conocimiento y apoyo en la consecución del trabajo;

A mi familia y amigos, por todo su amor y cariño, por su apoyo incondicional, por darme fuerzas cuando más lo necesitaba, por confiar en mí cuando me faltó confianza;

A ustedes, muchas gracias por todo.

RESUMEN

En este trabajo de tesis se resuelve problema RMLSA en redes ópticas elásticas estáticas. Con este objetivo, se desarrollaron dos algoritmos para resolver los problemas del enrutamiento y nivel de modulación; mientras que se desarrollaron otros dos algoritmos para resolver el problema de la asignación de espectro.

Los algoritmos de enrutamiento pretenden balancear el ancho de banda total demandado en cada enlace de la red usando las rutas más cortas que exigen el menor número de FSUs. Para el cálculo de las rutas, además, los algoritmos tienen en consideración las degradaciones que experimenta la señal óptica durante su propagación por la capa física. Para lograr un correcto balanceo de la red, la selección de rutas se realiza utilizando tres métricas diferentes: el número máximo de FSUs exigidos a cada enlace, el número máximo de FSUs exigidos en cada ruta, y una medida de costo de la ruta. De esta manera, las rutas se eligen una a una, equilibrando la demanda de ancho de banda en cada enlace de la red.

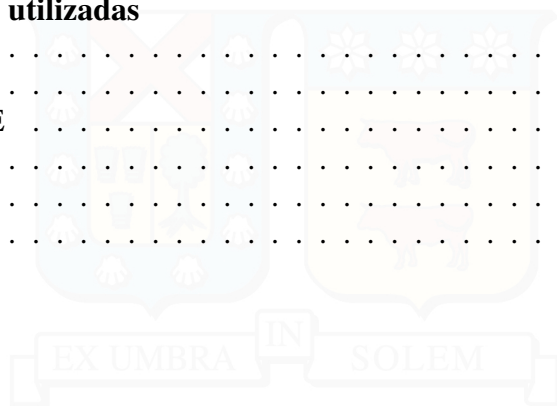
Por otro lado, los algoritmos de asignación de espectro propuestos buscan minimizar la fragmentación espectral introducida en la red mediante el desarrollo de un nuevo paradigma de asignación de espectro, buscando usuarios para un subconjunto dado del espectro de frecuencias, en lugar de los enfoques estándar de asignación de espectro. De esta forma, al tener menor fragmentación, se logra disminuir la capacidad total requerida en la red para atender a todos los usuarios.

Los algoritmos de enrutamiento y asignación de espectro fueron evaluados en topologías de redes reales, aprovechando la operación de red estática para ordenar los usuarios previo a la asignación de espectro. El problema RMLSA entonces se resuelve utilizando estrategias basadas tanto en el enrutamiento, la asignación de espectro, como en ambos enfoques combinados.

Índice de Contenidos

1. Introducción	1
1.1. Objetivos	5
1.1.1. Objetivo General	5
1.1.2. Objetivos Específicos	5
1.2. Aportes del trabajo de tesis	6
1.3. Estructura de la tesis	6
2. Estrategia de Solución	7
2.1. Modelado de las degradaciones de la capa física	9
2.2. Enrutamiento (R) y Nivel de Modulación (ML)	10
2.2.1. Métricas de balanceo	11
2.2.2. Algoritmos de Enrutamiento	12
2.2.2.1. Algoritmo LDBB	12
2.2.2.2. Algoritmo F-LDBB	13
2.2.2.3. Complejidad Computacional	14
2.3. Asignación de Espectro (SA)	15
2.3.1. Políticas de ordenamiento de usuarios	15
2.3.2. Algoritmos de Asignación de Espectro	16
2.3.2.1. Sliding-Fit	16
2.3.2.2. Parcel-Fit	17
2.3.2.3. Complejidad Computacional	18
3. Parámetros de Simulación	19
3.1. Topologías	19
3.2. Demanda de usuarios	21
3.3. Métricas de desempeño	22
3.3.1. Capacidad de red y fragmentación espectral	22
3.3.2. Ahorro de Capacidad	23
3.3.3. Nivel de desbalanceo de la red	23
3.3.4. Eficiencia espectral	23
4. Resultados Experimentales	25
4.1. Estrategias basadas en el Enrutamiento y el Nivel de Modulación	25
4.2. Estrategias basadas en la Asignación de Espectro	29
4.3. Estrategias basadas en ambos enfoques	32

4.4. Resumen	35
5. Conclusiones	37
Bibliografía	39
A. Topologías de red utilizadas	41
A.1. ARPANet	41
A.2. EONet	42
A.3. EUROCORE	43
A.4. ITALIANA	44
A.5. NSFNet	45
A.6. UKNet	46



Índice de Tablas

2.1. Requisitos espectrales en términos de FSUs y distancia máxima alcanzable (MAR).	9
3.1. Características de las redes	19
3.2. Parámetros de Simulación.	21
3.3. Parámetros utilizados por el generador de demandas	22
4.1. Ahorro de capacidad total $Q(A)$ obtenido por las distintas variantes de solución en comparación con la estrategia Dk	28
4.2. Coeficiente de Variación.	28
4.3. Ahorro de capacidad total $Q(A)$ obtenido por las distintas estrategias de solución en comparación con la estrategia Dk-FF	32
4.4. Etiqueta utilizada para cada estrategia de solución analizada	33
4.5. Ahorro de capacidad total $Q(A)$ obtenido por las distintas estrategias de solución en comparación con la estrategia Dk-FF	36

Índice de Figuras

2.1. Diagrama de solución al problema RMLSA	8
3.1. Topologías de red analizadas	20
4.1. Número de FSUs fragmentados en la red para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.1a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.1b).	26
4.2. Capacidad total de la red obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.2a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.2b).	27
4.3. Número de FSUs fragmentados en la red para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.3a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.3b).	29
4.4. Capacidad total de la red obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.4a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.4b).	30
4.5. Eficiencia de la asignación de espectro obtenida para las distintas estrategias analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.5a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.5b).	31
4.6. Número de FSUs fragmentados en la red para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.6a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.6b).	33
4.7. Capacidad total de la red obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.4a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.7b).	34
4.8. Eficiencia de la asignación de espectro obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.8a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.8b).	34

1 | Introducción

En la actualidad, las redes ópticas basadas en la Multiplexación por la División de la Longitud de Onda (WDM) poseen gran ancho de banda y altas tasas de transmisión. Por esta razón, la mayor parte del tráfico de Internet se transmite a través de redes ópticas WDM. Sin embargo, debido a la constante aparición de nuevas tecnologías de comunicación y servicios de red (como 5G, realidad virtual, video 4K), la demanda de tráfico ha experimentado una tasa de crecimiento compuesta anual de un 30 % durante los últimos años [Cisco \(2018\)](#); [López y Velasco \(2016\)](#). Tal incremento en la demanda de ancho de banda ha provocado que la capacidad máxima de transmisión de la fibra óptica, bajo su actual funcionamiento, esté a punto de ser alcanzada. Esta situación es conocida como “Capacity Crunch”, y se refiere a la incapacidad de las arquitecturas de redes ópticas actuales de soportar futuras demandas de ancho de banda [Ellis et al. \(2016\)](#); [Bayvel et al. \(2016\)](#); [Waldman \(2018\)](#).

Principalmente, existen dos estrategias para afrontar el problema anterior. La primera es incrementar la infraestructura actual, instalando tanta fibra como sea necesaria. Esta opción, a pesar de aumentar la cantidad de recursos disponibles en la red, requiere una inversión considerable. Tal inversión no puede ser evitada, pero aún así, debe posponerse la mayor cantidad de tiempo posible. La otra alternativa consiste en administrar los recursos disponibles en la red eficientemente. Debido a su importancia, este tipo de soluciones ha sido objeto de interés en diversas investigaciones [Fontinele et al. \(2017\)](#); [Yuan et al. \(2019\)](#).

Las redes ópticas WDM transmiten múltiples señales por una misma fibra utilizando diferentes longitudes de onda. Para ello, cada señal se acomoda dentro de una grilla fija preestablecida de 50 GHz por canal, de acuerdo con el estándar de la Unión Internacional

de Telecomunicaciones (ITU) [ITU-T, International Communication Union \(2012\)](#). Dicho funcionamiento resulta ineficiente principalmente por dos razones. Por un lado, cuando el usuario requiere menos capacidad que la disponible en el canal, existirá un derroche de ancho de banda. Por otro lado, cuando el usuario requiere una capacidad superior a la disponible, se deberá hacer uso de formatos de modulación más complejos, lo que se traduce en un menor alcance de transmisión.

En este punto, las Redes Ópticas Elásticas (EONs) se alzan como la arquitectura de red dominante para afrontar los problemas antes mencionados [López y Velasco \(2016\)](#). Las EONs tienen como objetivo asignar los recursos de la red atendiendo a los requerimientos de ancho de banda de cada usuario. Para ello, el espectro de frecuencia se subdivide en pequeños slots de frecuencia, denominados unidad de ranura de frecuencia (FSU), generalmente de 12,5 GHz, los cuales se pueden agrupar para atender adaptivamente las demandas de los usuarios. Como resultado de la asignación flexible, se puede lograr una gestión eficiente del espectro de frecuencias. Si bien las redes EONs permiten administrar los recursos de la red eficientemente, el nivel de complejidad aumenta, siendo aún más difícil su gestión. Como consecuencia, surgen nuevos problemas y desafíos que son necesarios resolver para hacer un correcto uso de ellas.

Uno de los principales problemas en el diseño de EONs, es conocido como el problema del enrutamiento y la asignación de espectro (RSA). El problema RSA consiste en encontrar para cada usuario de la red una ruta y cierta cantidad de FSUs disponibles a lo largo de esta. Debido a limitaciones técnicas, el problema RSA está sujeto a las restricciones de continuidad y contigüidad del espectro de frecuencia. La restricción de continuidad se refiere al hecho de que los FSUs asignados a una conexión determinada deben mantenerse a lo largo de toda su ruta. Por otro lado, cuando la cantidad de FSUs requeridos por el usuario es mayor a la unidad, estas deben ser consecutivas (contiguas) en el espectro de frecuencias.

En redes ópticas de larga envergadura, el problema RSA se vuelve aún más complejo, ya que los sistemas de comunicación por fibra óptica se ven profundamente afectados por las degradaciones que experimenta la señal óptica durante su propagación por la capa física. En este sentido, se debe asegurar una calidad mínima de transmisión (QoT) para

cada solicitud de conexión. Por tanto, la elección de un formato de modulación adecuado es sumamente importante. Los formatos de modulación más complejos requieren menos FSUs que los formatos de modulación más simples, pero con un alcance óptico menor (en kilómetros). Por esta razón, además de resolver el problema del enrutamiento y la asignación de espectro, se debe conseguir un equilibrio entre el formato de modulación a utilizar y el alcance máximo para conseguir cierta calidad de transmisión. Como consecuencia, todas las tareas juntas se conocen como el problema del enrutamiento, nivel de modulación y asignación de espectro (RMLSA) [Vale y Almeida Jr \(2019\)](#); [Fontinele et al. \(2017\)](#); [Luo et al. \(2017\)](#).

Una buena solución al problema RMLSA permite minimizar la cantidad de recursos necesarios para atender los distintos usuarios en la red. Sin embargo, como consecuencia de cualquier solución, algunos FSUs no utilizados pueden aparecer entre aquellas que fueron asignados. En este sentido, la capacidad de la red puede verse significativamente afectada por la cantidad de FSUs inutilizados, atentando directamente contra la eficiencia de la red. Este problema, conocido como fragmentación espectral, puede provocar un desperdicio de ancho de banda y producir resultados no deseados, por tanto, debe evitarse lo máximo posible.

Las estrategias de solución al problema RMLSA se agrupan principalmente en dos categorías: Optimización y Ad-hoc. Los métodos de optimización intentan resolver el problema RMLSA minimizando la capacidad requerida en la red. Muchas de las técnicas de optimización propuestas en la literatura hacen uso de modelos de programación lineal entera (ILP) [Shirin Abkenar y Ghaffarpour Rahbar \(2017\)](#). Sin embargo, la gran cantidad de variables y restricciones hacen que estos modelos requieran mucho tiempo, incluso en redes pequeñas. Por esta razón, las soluciones basadas en optimización presentan dificultades de escalabilidad, lo que imposibilita solucionar el problema en un tiempo razonable [Simmons \(2014\)](#); [Talebi et al. \(2014\)](#). Por ejemplo, en [Meza et al. \(2016\)](#), los autores proponen dos modelos de optimización en redes ópticas con topologías de anillo. En un primer momento solucionan el problema RSA utilizando solamente ILP, mientras que en el segundo modelo utilizan únicamente ILP para resolver la asignación de espectro. Ambos modelos presentaron problemas de escalabilidad, obteniendo soluciones en redes de hasta 8 y 9 nodos respectivamente. Dado que no existe un algoritmo de tiempo polinomial

para el enrutamiento y la asignación de recursos, el problema RMLSA debe resolverse por cualquier medio disponible. En este punto, las soluciones heurísticas al problema RMLSA permiten obtener soluciones casi óptimas y eficientes en términos de tiempo requerido, siendo escalables a topologías de redes reales.

Los métodos heurísticos generalmente resuelven el problema anterior en tres etapas. En la primera etapa, pretenden resolver únicamente el subproblema del enrutamiento. Los algoritmos de enrutamiento comúnmente utilizados son el uso de las rutas más cortas y el balanceo de usuarios [Baroni y Bayvel \(1997\)](#); [Shirin Abkenar y Ghaffarpour Rahbar \(2017\)](#), entre otras variaciones. Luego, en la segunda etapa, atendiendo a los requerimientos de cada usuario y a la ruta previamente calculada, se selecciona el formato de modulación más adecuado para la transmisión. Finalmente, en la última etapa, se pretende resolver el subproblema de la asignación de espectro. Las técnicas de asignación de espectro que se encuentran en la literatura son First-Fit (FF), Most-Used (MU), Best-Fit (BF), entre otras variaciones [Talebi et al. \(2014\)](#). Sin embargo, la mayoría de los enfoques se basan en el esquema First-Fit [Shirin Abkenar y Ghaffarpour Rahbar \(2017\)](#); [Koganti y Sidhu \(2014\)](#).

Adicionalmente, algunos investigadores comentan que ordenar los usuarios, previamente a la asignación del espectro, impacta significativamente en el rendimiento de la red [López y Velasco \(2016\)](#); [Wu et al. \(2019\)](#). En este contexto, previo a la etapa de asignación de espectro se suele utilizar alguna política de ordenamiento de usuarios. Sin embargo, como señala [Wu et al. \(2019\)](#), esto no es suficiente. Por lo tanto, se requiere el uso de algoritmos más elaborados que permitan reducir la fragmentación espectral tanto como sea posible.

Este trabajo de tesis se enfoca en resolver el problema del enrutamiento, nivel de modulación, y asignación de espectro en redes ópticas elásticas estáticas con topología de malla. La estrategia de solución propuesta, resuelve el problema RMLSA en dos etapas: enrutamiento y nivel de modulación, y asignación de espectro. Para la primera etapa, se desarrollaron dos algoritmos para la solución simultánea a los problemas del enrutamiento y nivel de modulación, los cuales, introducen un nuevo concepto para balancear la red, denominado balanceo de demandas. Por otro lado, para la segunda etapa, se desarrollaron

otros dos algoritmos de asignación de espectro, los cuales, pretenden asignar las distintas demandas de los usuarios minimizando la fragmentación espectral. La estrategia propuesta, además, se basa en un modelo de capa física para calcular la distancia máxima alcanzable para cada par posible entre el formato de modulación y la velocidad de bits requerida por los usuarios.

Finalmente, se agradece al apoyo financiero recibido por el proyecto FONDEF ID14I20129 y proyecto FONDECYT de iniciación 11201024 de la Agencia Nacional de Investigación y Desarrollo de Chile (ANID), proyecto STICAMSUD 19STIC-01 "ACCON", y proyecto interno de nuestra institución PI_LII_2020_74.

1.1. Objetivos

1.1.1. Objetivo General

El objetivo general de este trabajo es: “Desarrollar nuevas técnicas para la asignación eficiente de recursos en redes ópticas elásticas estáticas minimizando la capacidad requerida en la red”.

1.1.2. Objetivos Específicos

1. Analizar, proponer y evaluar nuevas técnicas de enrutamiento, las cuales, sean capaces de balancear efectivamente la demanda de ancho de banda en cada enlace de la red.
2. Resolver de forma conjunta el problema del enrutamiento y la elección del formato de modulación considerando los efectos negativos que tienen las comunicaciones ópticas de larga envergadura conocidos como los impedimentos de la capa física.
3. Analizar, proponer y evaluar nuevas técnicas de asignación de espectro, las cuales consideren el impacto negativo de la fragmentación de espectro en la capacidad de la red.

1.2. Aportes del trabajo de tesis

- Para el cálculo de las rutas y la elección del formato de modulación, se plantea un método de solución en un único paso, en el cual se resuelven ambos problemas a la vez considerando una nueva variante para balancear la red, denominada *balanceo de demanda*,
- Para resolver el problema de la asignación de espectro, se introduce un nuevo enfoque de solución, donde la demanda de los usuarios es escogida para satisfacer cierta porción del espectro de frecuencias, contrariamente a los métodos de solución comunes.
- Se resuelve el problema RMLSA bajo distintos enfoques de solución, comparando los resultados obtenidos con los principales métodos existentes en la literatura.

1.3. Estructura de la tesis

El resto de esta tesis está estructurado de la siguiente manera: en el Capítulo 2 se presenta la estrategia de solución propuesta, detallando en los algoritmos propuestos tanto para la obtención de las rutas y el formato de modulación, y la asignación de espectro. Luego, en el Capítulo 3 se muestran los principales parámetros utilizados para realizar las simulaciones, así como las métricas de evaluación de desempeño. Seguidamente, en el Capítulo 4 se muestran los resultados obtenidos; y finalmente, en el Capítulo 5, se presentan las conclusiones del trabajo.

2 | Estrategia de Solución

Los métodos utilizados para resolver el problema RMLSA, por lo general, subdividen el problema anterior en tareas más simples. De esta manera, los subproblemas de enrutamiento, nivel de modulación y asignación de espectro, se resuelven de forma separada para luego componer la solución final al problema RMLSA. Sin embargo, en redes ópticas de larga envergadura, la decisión de enrutamiento puede verse afectada por las degradaciones que experimenta la señal óptica durante su propagación por la capa física, donde para un formato de modulación y tasa de bit dados, la distancia máxima de transmisión se encuentra limitada. Además, al obtener soluciones de forma separada no se garantiza una solución global eficiente.

Para mejorar esto, en este capítulo, se propone una estrategia de solución al problema RMLSA, en la cual, primeramente se resuelven conjuntamente los problemas del enrutamiento y nivel de modulación, para luego resolver el problema de la asignación de espectro. El diagrama de la Fig. 2.1 muestra las etapas de solución que componen la estrategia propuesta, así como sus principales parámetros de entrada y salida.

En la Fig. 2.1, la topología de la red se representa por el grafo $\mathcal{G} = (\mathcal{N}, \mathcal{L})$, donde $\mathcal{N}$ es el conjunto de nodos de la red y $\mathcal{L}$ es el conjunto de enlaces unidireccionales. El conjunto $\mathcal{C} = \{c_\ell \mid \forall \ell \in \mathcal{L}\}$ está conformado por las capacidades de cada enlace de la red, donde c_ℓ representa el número de FSUs disponibles en cada enlace $\ell \in \mathcal{L}$. Por simplicidad, se considera que todos los enlaces de red poseen la misma capacidad, es decir: $c_\ell = c \mid \forall \ell \in \mathcal{L}$. Adicionalmente, se define $\mathcal{U}$ como el conjunto de todos los usuarios (todos los pares de nodos de origen-destino) que exigen comunicación en $\mathcal{G}$. Cada usuario $u \in \mathcal{U}$, es representado como $u = (S_u, \mathcal{D}_u, t_u, i_u)$, donde los parámetros $S_u, \mathcal{D}_u, t_u$

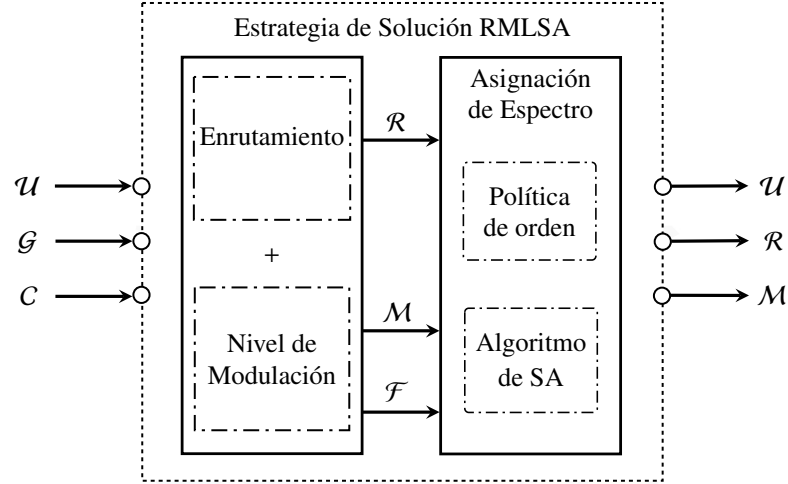


Figura 2.1: Diagrama de solución al problema RMLSA

y i_u hacen referencia a el nodo fuente, el nodo de destino, los requisitos de velocidad de transmisión (en Gbps) del usuario, y el índice del primer FSU donde este se encuentra asignado.

Adicionalmente, el conjunto $\mathcal{R} = \{r_u \mid \forall u \in \mathcal{U}\}$ estará compuesto por la ruta de transmisión de cada usuario, donde r_u representa la ruta seleccionada para transmitir al usuario u . El número de enlaces (o saltos) requeridos utilizados en la ruta para arribar a destino se denota como $|r_u|$, siendo $|r_u| = 1$ el menor número de saltos posible en cualquier ruta. El conjunto $\mathcal{M} = \{\mu_u \mid \forall u \in \mathcal{U}\}$ contiene una lista de formatos de modulación, donde μ_u es el formato de modulación calculado para el usuario u con ruta r_u .

Para representar la cantidad de FSUs demandados, se define el conjunto $\mathcal{F} = \{\mathcal{F}_u \mid \forall u \in \mathcal{U}\}$, donde $\mathcal{F}_u \in \mathcal{F}$ denota el número de FSUs demandados por el usuario u con ruta r_u . Finalmente, se define $\mathcal{F}_\ell$ como el ancho de banda total demandado (en FSUs) al enlace ℓ por todos los usuarios de la red utilizando las rutas dadas en $\mathcal{R}$, es decir:

$$\mathcal{F}_\ell = \sum_{\forall u \text{ con } \ell \in r_u} \mathcal{F}_u. \quad (2.1)$$

2.1. Modelado de las degradaciones de la capa física

Los sistemas de comunicación de fibra óptica se ven profundamente afectados por las degradaciones de la capa física (PLI) acumuladas por la señal durante su propagación. Para una determinada calidad de transmisión (QoT), los formatos de modulación de espectro complejos requieren menos FSUs que los más simples. Esto se logra utilizando una cantidad significativa de bits por símbolo. Sin embargo, al utilizar mayor cantidad de bits para representar un símbolo la transmisión es más propensa a la degradación, haciendo que el alcance de transmisión sea más corto para los formatos de modulación más eficientes [Yaghubi-Namaad et al. \(2018\)](#). En este sentido, la relación de compromiso existente entre el máximo alcance de la ruta y el formato de modulación juega un papel fundamental en la resolución del problema RMLSA.

Los enfoques comunes consideran la relación anterior al asociar cualquier formato de modulación disponible en el transponder con su alcance máximo de transmisión [Talebi et al. \(2014\)](#). Para considerar el impacto del PLI en la red se utiliza el modelo mostrado en la Tabla 2.1, el cual está basado en [Calderón et al. \(2020\)](#) considerando un umbral de tasa de error de bits (BER) de 10^{-6} para cada solicitud de comunicación, y muestra los requerimientos de ancho de banda (en FSUs) para cada tasa de transmisión, alcance, y formato de modulación. Los formatos de modulación utilizados son: Binary Phase-Shift Keying (BPSK), Quadrature Phase-Shift Keying (QPSK), y Λ -Quadrature Amplitude Modulation (Λ -QAM), donde Λ puede tomar valores de 8, 16, 32 y 64.

Para convertir los requisitos de velocidad de bits de los usuarios en cantidad de FSUs

Tabla 2.1: Requisitos espectrales en términos de FSUs y distancia máxima alcanzable (MAR).

Formato de Modulación	Tasa de bits (Gbps)					MAR (km)
	10	40	100	400	1000	
BPSK	1	4	8	32	80	5520
QPSK	1	2	4	16	40	2720
8-QAM	1	2	3	11	27	1360
16-QAM	1	1	2	8	20	560
32-QAM	1	1	2	7	16	240
64-QAM	1	1	2	6	14	80

demandados, primeramente se elije el formato de modulación más complejo posible. Para ello, para cada usuario, el alcance máximo (MAR) del formato seleccionado debe ser mayor o igual al largo de la ruta. Luego, atendiendo a los requerimientos de velocidad de bits del usuario, se escoge el número de FSUs necesarios para su transmisión.

2.2. Enrutamiento (R) y Nivel de Modulación (ML)

El problema del enrutamiento ha sido ampliamente estudiado en la literatura debido a su impacto significativo en el costo de la red (CapEx) y el rendimiento de la misma. En la literatura, por lo general, se habla de dos tipos de métodos de enrutamiento: los caminos más cortos, usando por ejemplo el algoritmo de Dijkstra, y el balanceo de usuarios, usando por ejemplo el algoritmo propuesto por Baroni) [Baroni y Bayvel \(1997\)](#); [Shirin Abkenar y Ghaffarpour Rahbar \(2017\)](#); [Talebi et al. \(2014\)](#).

Según [Ying Wang et al. \(2012\)](#), de forma general, los algoritmos de balanceo de usuarios presentan el mejor desempeño en términos del número máximo de FSUs requeridos por enlace; mientras que las rutas más cortas tienen mejores resultados que la del balanceo de usuarios en el uso total de recursos espectrales de la red. Sin embargo, en el contexto de redes ópticas elásticas, donde distintos usuarios pueden requerir diferentes cantidades de ancho de banda, equilibrar el número de usuarios por enlace o utilizar las rutas más cortas, pueden no ser suficiente para lograr minimizar la capacidad total requerida en la red.

Alternativamente al balanceo de usuarios, para la etapa de enrutamiento y nivel de modulación, se proponen dos nuevos algoritmos de enrutamiento, los cuales pretenden distribuir equitativamente el ancho de banda total demandado en cada enlace de la red. Para la selección de rutas, además, los algoritmos hacen uso de alguna métrica de balanceo que permita determinar la ruta más adecuada dentro de las posibles. A continuación, primeramente se definen tres variantes de dicha métrica para luego explicar los algoritmos desarrollados.

2.2.1. Métricas de balanceo

Sea $r_{k,u}$, la k -ésima ruta candidata a ser elegida para transmitir al usuario u y calculada, usando por ejemplo, el algoritmo dado en [Eppstein \(1998\)](#). Luego, la primera variante de la métrica de balanceo corresponde al máximo número de FSUs demandados a los enlaces pertenecientes a la ruta candidata k . Esto es:

$$\hat{\mathcal{F}}_{k,u} = \max(\mathcal{F}_\ell | \forall \ell \in r_{k,u}). \quad (2.2)$$

En consecuencia, se elije la ruta definitiva que presenta el mínimo valor de $\hat{\mathcal{F}}_{k,u}$ entre todas las rutas candidatas. Esta variante se denota como “Máximo” (M).

La segunda variante de la métrica de balanceo consiste en calcular la cantidad de FSUs demandadas en toda la ruta candidata $\mathcal{P}_{k,u}$. El valor dado se evalúa de la siguiente manera:

$$\mathcal{P}_{k,u} = \sum_{\forall \ell \in r_{k,u}} \mathcal{F}_\ell. \quad (2.3)$$

En consecuencia, la selección de r_u se realiza eligiendo la ruta candidata con el valor mínimo de $\mathcal{P}_{k,u}$. Esta otra variante se denota como “Suma” (S).

La tercera y última variante de la métrica de balanceo pretende seleccionar las rutas según una medida de costo. Con este fin, primeramente, se evalúa el costo de un enlace como:

$$\text{costo}_\ell = e^{(\mathcal{F}_\ell - \bar{\mathcal{F}}_\ell) / \hat{\mathcal{F}}_\ell}, \quad (2.4)$$

donde:

$$\bar{\mathcal{F}}_\ell = \frac{1}{|\mathcal{L}|} \sum_{\forall \ell \in \mathcal{L}} \mathcal{F}_\ell, \quad (2.5)$$

$$\hat{\mathcal{F}}_\ell = \max(\mathcal{F}_\ell | \forall \ell \in \mathcal{L}), \quad (2.6)$$

corresponden al valor medio y máximo de FSUs exigidos en los enlaces de red, respectivamente. El uso de $\hat{\mathcal{F}}_\ell$ en el cálculo de costo_ℓ tiene como objetivo atenuar las altas diferencias que pudiesen existir entre la demanda de los diferentes enlaces de la red. Por

un lado, cuando $\mathcal{F}_\ell$ sea superior a $\bar{\mathcal{F}}_\ell$, el costo del enlace quedará definido en el rango $1 < costo_\ell \leq e$; mientras que, en caso contrario ($\mathcal{F}_\ell \leq \bar{\mathcal{F}}_\ell$), el costo del enlace estará dado entre $e^{-1} < costo_\ell \leq 1$.

Finalmente, se selecciona la ruta que requiere el menor costo de ruta $costo_{k,u}$ de entre todas las rutas candidatas, donde $costo_{k,u}$ se obtiene como:

$$costo_{k,u} = \sum_{\forall \ell \in r_{k,u}} costo_\ell. \quad (2.7)$$

Esta última métrica se denota como “Costo” (C).

2.2.2. Algoritmos de Enrutamiento

2.2.2.1. Algoritmo LDBB

El algoritmo LDBB busca equilibrar la cantidad de FSUs demandadas en la red utilizando aquellas rutas del usuario que requieren la menor cantidad de FSUs. Para ejecutar este algoritmo se deben seguir los siguientes pasos:

1. Para cada usuario de la red, primeramente, se calculan sus k rutas más cortas $r_{k,u}$ (medidas en el número de enlaces) como rutas candidatas. Esto se realiza utilizando el algoritmo propuesto en [Eppstein \(1998\)](#).
2. Para cada ruta candidata, se elige el mejor formato de modulación que cumpla con la distancia máxima alcanzable de la ruta usando los valores dados en la Tabla 2.1. En consecuencia, se almacena la cantidad de FSUs demandadas por el usuario u con ruta candidata k en $\mathcal{F}_{k,u}$.
3. Posteriormente, se filtran las rutas candidatas de cada usuario seleccionando aquellas que presenten el menor valor de demanda en toda su ruta, en general $\mathcal{F}\mathcal{R}_{k,u} = |r_{k,u}| \cdot \mathcal{F}_{k,u}$. Por defecto, la ruta seleccionada para cada usuario de la red será la primera del conjunto de rutas correspondiente, es decir, $r_u = r_{1,u} \mid \forall u \in \mathcal{U}$.
4. Para cada usuario de la red, uno por uno, se reemplaza su ruta de transmisión r_u por una de las candidatas, si y solo si, la métrica de selección de rutas utilizada es menor en la ruta candidata.

5. Se repite el paso 4 tantas veces como sea necesaria hasta que no existan más sustituciones posibles.
6. Finalmente, se obtienen los conjuntos $\mathcal{R}$, $\mathcal{M}$ y $\mathcal{F}$, compuestos por las rutas finalmente seleccionadas para cada usuario y sus correspondientes formatos de modulación y demandas de FSUs.

Como se puede ver, el quinto paso del algoritmo implica repetir varias veces el cuarto. Esto es necesario ya que se desea balancear la red lo mejor posible. Sin embargo, en topologías de gran cantidad de nodos, este proceso puede requerir mucho tiempo de cómputo.

2.2.2.2. Algoritmo F-LDBB

De forma similar, el algoritmo F-LDBB pretende balancear el ancho de banda demandado en cada enlace de la red utilizando las rutas de menor $\mathcal{F}\mathcal{R}_{k,u}$. Sin embargo, para disminuir el tiempo de ejecución con respecto al algoritmo LDBB, aquí se intenta balancear la red en un único momento. El algoritmo F-LDBB se realiza en 6 pasos como se muestra a continuación:

1. Para cada usuario de la red, primeramente, se calculan sus k rutas más cortas $r_{k,u}$ (medidas en el número de enlaces) como rutas candidatas.
2. Para cada ruta candidata, se elige el mejor formato de modulación que cumpla con la distancia máxima alcanzable de la ruta usando los valores dados en la Tabla 2.1. En consecuencia, se almacena la cantidad de FSUs demandadas por el usuario u con ruta candidata k en $\mathcal{F}_{k,u}$.
3. Posteriormente, se filtran las rutas candidatas de cada usuario seleccionando aquellas que presenten el menor valor de demanda en toda su ruta, en general $\mathcal{F}\mathcal{R}_{k,u} = |r_{k,u}| \cdot \mathcal{F}_{k,u}$.
4. A continuación, se ordena el conjunto de usuarios $\mathcal{U}$, de mayor a menor, de acuerdo con el valor de $\mathcal{F}_{1,u}$ presentado por cada uno de ellos.
5. Para cada usuario de la red, en orden de aparición, se elige la ruta que muestra el menor criterio de balanceo utilizado.

6. Finalmente, se obtienen los conjuntos $\mathcal{R}$, $\mathcal{M}$ y $\mathcal{F}$, compuestos por las rutas seleccionadas para cada usuario y sus correspondientes formatos de modulación y demandas de FSUs.

2.2.2.3. Complejidad Computacional

La complejidad computacional de los algoritmos de enrutamiento propuestos está determinada por la suma de la complejidad computacional de los primeros cinco pasos. Por un lado, para el algoritmo LDBB, en el primer paso, para cada usuario, se calculan las k rutas más cortas usando el algoritmo dado en [Eppstein \(1998\)](#). En este algoritmo, cada ruta se calcula usando el algoritmo de Dijkstra, el cual, es conocido por presentar una complejidad de tiempo de $O(|\mathcal{N}|^2)$. Consecuentemente, la complejidad de tiempo del primer paso es $O(k \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{N}|^2)$.

En el segundo paso, para cada ruta candidata calculada, se determina su formato de modulación. Dado que esta tarea es simple y se realiza una única vez para cada usuario, su costo asociado es $O(k \cdot |\mathcal{U}|)$. El próximo paso es filtrar aquellas rutas candidatas que presenten el menor valor de $\mathcal{F}\mathcal{R}_{k,u}$, por lo que es igual de simple, es decir, $O(k \cdot |\mathcal{U}|)$.

La mayor dificultad del algoritmo está dada en los pasos cuatro y cinco. Específicamente, en el cuarto paso, para cada usuario y ruta candidata, se escoge la mejor ruta atendiendo a la métrica de balanceo utilizada. La peor situación en el cálculo de la métrica de balanceo se da para el costo de la ruta, dado que implica calcular el costo de cada enlace, así como la media de la demanda por enlace y el máximo valor de demanda entre todos estos. Para este caso, evaluar la métrica de balanceo tiene una complejidad asociada de $(|\mathcal{L}| \cdot |r_u|)$, mientras que el cuarto paso, en su totalidad, tiene una complejidad de $O(k \cdot |r_u| \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{L}|)$.

El quinto paso de este algoritmo implica repetir cierto número de veces el cuarto paso. Dado que la cantidad de veces es desconocida de antemano, la cantidad de repeticiones que se deben realizar se representa por la letra i . Sin embargo, cabe destacar que entre todas las simulaciones, este paso se ejecutó 3 veces en promedio. De esta forma, la complejidad de ambos pasos en conjunto está dado por $O(ik \cdot |r_u| \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{L}|)$. En consecuencia, el algoritmo LDBB presenta complejidad computacional $O(k \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{N}|^2 + 2k \cdot |\mathcal{U}| + ik \cdot |r_u| \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{L}|)$.

La complejidad computacional del algoritmo F-LDBB también está determinada por la suma de sus cinco primeros pasos. Como se puede observar, los tres primeros pasos de este algoritmo son los mismos que los del algoritmo LDBB, por tanto, su complejidad computacional es la misma, es decir $O(k \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{N}|^2 + 2k \cdot |\mathcal{U}|)$. En el cuarto paso, se ordenan los usuarios de la red atendiendo al tamaño de su demanda, por tanto, la complejidad de este paso es $O(|\mathcal{U}|^2)$. En el próximo paso (5), para cada usuario y ruta candidata, se escoge la mejor ruta atendiendo a la métrica de balanceo utilizada. Este paso es similar al cuarto paso del algoritmo LDBB, y por tanto, tiene un costo asociado de $O(k \cdot |r_u| \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{L}|)$. Finalmente, la suma de la complejidad computacional de todos los pasos conduce a $O(k \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{N}|^2 + 2k \cdot |\mathcal{U}| + |\mathcal{U}|^2 + k \cdot |r_u| \cdot |\mathcal{U}| \cdot |\mathcal{L}|)$.

A modo de ejemplo, si comparamos la complejidad computacional de ambos algoritmos para una red de 14 nodos y 42 enlaces, con 2 saltos en promedio por ruta y con $k = 5$ e $i = 2$, resulta evidente que la complejidad computacional del algoritmo LDBB es superior a la del F-LDBB.

2.3. Asignación de Espectro (SA)

En la etapa de SA, el objetivo es asignar tantas demandas de usuario como sea posible minimizando la fragmentación espectral. Este proceso consta de dos sub-etapas. Primero, aprovechando la operación de red estática, se utilizan diversas políticas de ordenamiento para priorizar los usuarios antes de la de asignación de recursos; mientras que en un segundo momento, se asignan tantas demandas de usuarios como sea posible.

2.3.1. Políticas de ordenamiento de usuarios

En redes ópticas con operación estática, los distintos usuarios pueden ser ordenados previo a la asignación de espectro. De acuerdo con [Simmons \(2014\)](#); [Talebi et al. \(2014\)](#), ordenar los usuarios atendiendo al tamaño de su demanda y al largo de su ruta, ambos, en orden decreciente, permite obtener una mayor eficiencia en el uso de los recursos. Por esta razón, durante el desarrollo de los algoritmos se utilizaron ambas variantes de ordenamiento. Para especificar el uso de cada una de ellas, ambos criterios se denotan como ancho de

banda decreciente (DB), y largo decreciente (DL), respectivamente.

2.3.2. Algoritmos de Asignación de Espectro

Para asignar las diferentes demandas de los usuarios en la red, se desarrollaron dos algoritmos de asignación de espectro: “Sliding-Fit” y “Parcel-Fit”. Los algoritmos propuestos, hacen uso de un procedimiento denominado “Fit”, el cual se ilustra en el Algoritmo 1. Los parámetros de entrada requeridos por este procedimiento son: el usuario que esta siendo atendido u , su ruta r_u de transmisión, la demanda de FSUs correspondiente $\mathcal{F}_u$, y el primer s_1 y último s_2 índice de la porción del espectro a ser analizada en busca de disponibilidad.

Como se muestra en 1, en el algoritmo Fit, primeramente, desde las líneas 2 a 7, se itera para todas las posibles FSUs consecutivas entre s_1 y s_2 . Si un subconjunto de FSUs está disponible y satisface las restricciones de continuidad y contigüidad en r_u , se asigna la demanda del usuario. Este resultado se informa devolviendo el índice del primer FSU del subconjunto asignado. En caso contrario, si no existe suficiente capacidad disponible para asignar los requisitos del usuario (líneas 6 y 7), el procedimiento informa que para la sección seleccionada no existe disponibilidad, devolviendo el valor 0. Para representar la evaluación de este algoritmo, simbólicamente se denota el procedimiento anteriormente explicado como la función $\text{Fit}(u, r_u, \mathcal{F}_u, s_1, s_2)$.

Algorithm 1 Fit sub-procedure

```

1: procedure FIT ( $u, r_u, \mathcal{F}_u, s_1, s_2$ )
2:   for  $s := s_1$  to  $s_2 - \mathcal{F}_u + 1$  do
3:     if FSUs from  $s$  to  $s + \mathcal{F}_u - 1$  in  $r_u$  are free then
4:       Assign the FSUs to  $r_u$ ;
5:       break;
6:     else if  $s := s_2 - \mathcal{F}_u + 1$  then
7:        $s := 0$ ;
8:   return  $s$ ;

```

2.3.2.1. Sliding-Fit

El algoritmo Sliding-Fit (SF) requiere cinco parámetros de entrada: el conjunto de usuarios $\mathcal{U}$, las rutas seleccionadas $\mathcal{R}$, el conjunto de formatos de modulación $\mathcal{M}$, el conjunto de demandas $\mathcal{F}$, y la mayor demanda de FSUs entre todos los usuarios $m =$

$\max(\mathcal{F}_u \mid \forall u \in \mathcal{U})$. Luego, para su ejecución, se sigue el conjunto de pasos mostrado a continuación:

1. Para cada sección de m FSUs consecutivos, se intenta atender tantas demandas de usuarios como sea posible usando la función Fit $(u, r_u, \mathcal{F}_u, s_1, s_2)$. Aquí s_1 y s_2 se refieren al primer y último índice de la sección m .
2. El proceso finaliza una vez se hayan atendido a todos los usuarios o se haya agotado la capacidad de la red. En este último caso, quedando usuarios que no pudieron ser atendidos.

El nombre de este algoritmo se refiere a la forma en que este opera; una sección de tamaño fijo la cual se desliza a través de toda la capacidad.

2.3.2.2. Parcel-Fit

El algoritmo Parcel-Fit (PF) utiliza la misma idea de limitar la búsqueda en un subconjunto de FSUs. Sin embargo, en este caso, el número de secciones a analizar es significativamente menor. A continuación se describen los principales pasos para ejecutar el algoritmo:

1. Primeramente, se divide la capacidad total de la red en $\lceil c_\ell/m \rceil$ secciones.
2. Para cada sección, se intenta asignar la mayor cantidad posible de demandas de los usuarios, considerando dos momentos. En el primero, las demandas de los usuarios son asignadas estrictamente dentro de los límites de la sección; mientras que en un segundo momento, los usuarios son atendidos si al menos un FSU de su demanda cae dentro de los límites de la sección analizada. Para ello, en ambos casos, se utiliza el algoritmo Fit.
3. El proceso finaliza una vez se hayan atendido todos los usuarios de la red o se agote la capacidad de la red, quedando en este último caso usuarios que no pudieron ser atendidos.

2.3.2.3. Complejidad Computacional

La complejidad computacional del algoritmo SF está dada principalmente por la cantidad de secciones que se deben analizar. El número de secciones queda determinado por la capacidad de cada enlace y la máxima demanda de FSUs entre todos los usuarios. Para este algoritmo, la cantidad de secciones será igual a la capacidad de cada enlace c_ℓ menos el tamaño de la sección (m) sumado 1, es decir, $c_\ell - m + 1$. Luego, dado que por cada sección se intentan atender a todos los usuarios de la red, la complejidad computacional para este algoritmo es $O([c_\ell - m + 1]|\mathcal{U}|)$.

Para el caso del algoritmo PF, por cada sección se intenta atender a todos los usuarios de la red en dos ocasiones; y dado que la cantidad de secciones es de $\lceil c_\ell/m \rceil$, la complejidad computacional resulta en $O(2 \lceil c_\ell/m \rceil |\mathcal{U}|)$. A modo de ejemplo, a partir de la Tabla 2.1, para una demanda máxima de 80 FSUs, si se utiliza una capacidad de 320 FSUs por enlace (correspondientes a la Banda-C del espectro de frecuencias), la complejidad computacional para los algoritmos SF y PF será $O(241|\mathcal{U}|)$ y $O(8|\mathcal{U}|)$, respectivamente; siendo el algoritmo SF mucho más complejo que el PF.

3 | Parámetros de Simulación

En este capítulo se muestran los parámetros utilizados para ejecutar la estrategia RMLSA explicada en el capítulo 2.

3.1. Topologías

La estrategia de solución RMLSA se ejecutó en un simulador de eventos discretos basado en Python utilizando seis topologías de red bien conocidas, las cuales, se muestran en la Fig. 3.1. En la tabla 3.1 se resumen las características más relevantes de cada una de ellas, mientras que en el Anexo 1 se muestran la distancia de cada enlace para cada una de las distintas topologías.

Tabla 3.1: Características de las redes

Topología	Nodos	Enlaces	Usuarios	Cobertura (km)
ARPANet	20	62	380	51580
EON	20	78	380	48580
EUROCORE	11	50	110	21280
ITALIANA	21	72	420	11770
NSFNet	14	42	182	45780
UKNet	21	78	420	10780

Las topologías analizadas serán evaluadas asumiendo que se dispone de tanta capacidad por enlace como sea necesaria para atender a todos los usuarios de la red. En la práctica, esta condición puede satisfacerse instalando mayor cantidad de fibras, utilizando fibras de varios núcleos, o incrementando el ancho de banda disponible mediante el uso de la Banda L. Además, dado que inicialmente se desconoce la capacidad que debe disponer

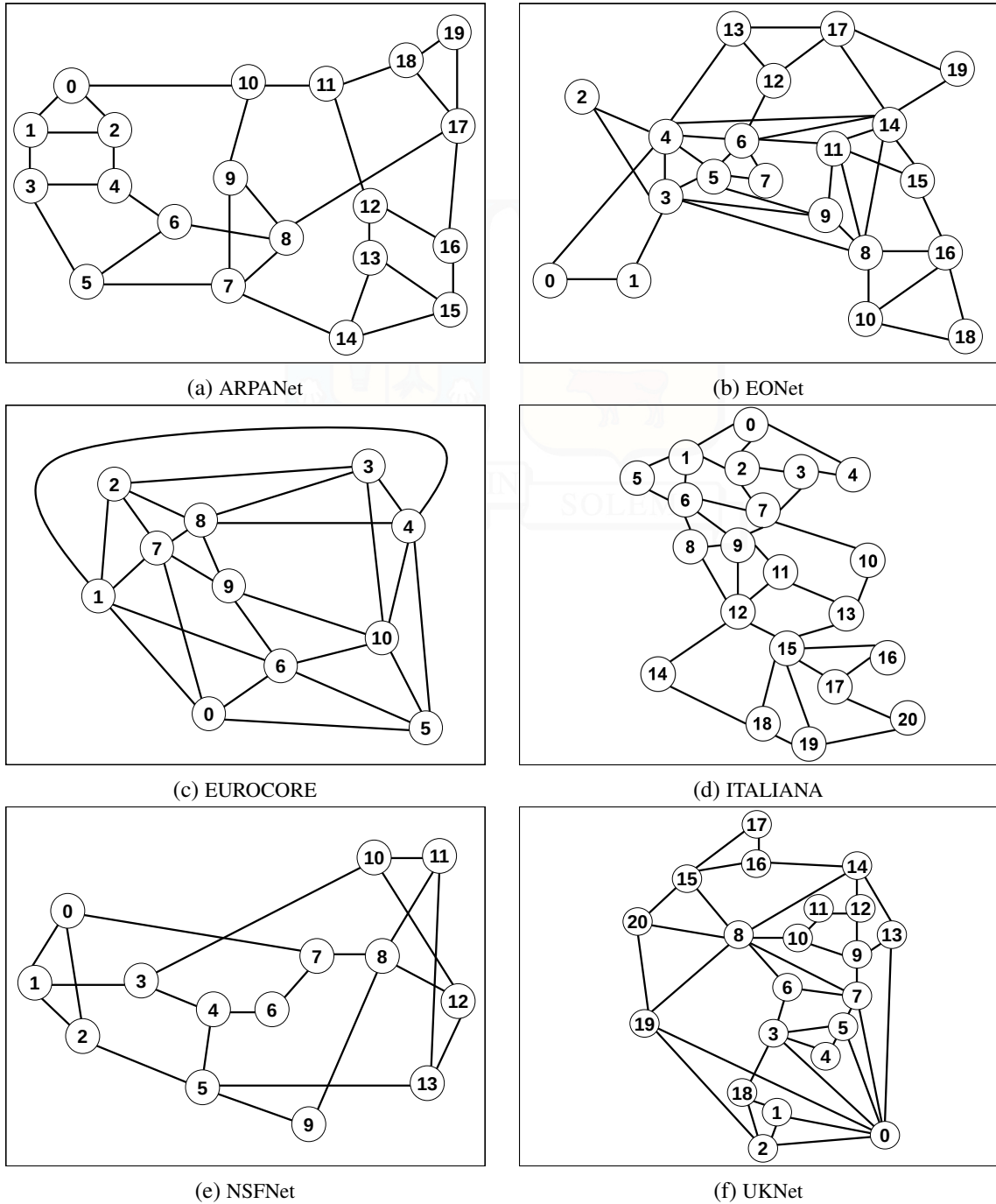


Figura 3.1: Topologías de red analizadas

cada enlace, para poder evaluar los algoritmos de asignación de espectro se asume un valor de capacidad elevado por enlace, de forma tal que se puedan atender todos los usuarios de la red. Luego, la capacidad real de cada enlace queda dada por el índice de su último FSU asignado.

Tabla 3.2: Parámetros de Simulación.

Parámetro	Valor
Número de Simulaciones	100
Algoritmos de Enrutamiento	Dk, Ba, LDBB, F-LDBB
Rutas candidatas (k)	5
Ordenamiento de usuarios	DB, DL
Algoritmos de SA	FF, SF, PF

Para cada topología, el problema RMLSA se resuelve usando diferentes variantes de la estrategia RMLSA propuesta. Cada variante de solución se compone por un algoritmo de enrutamiento, una métrica de balance, una política de ordenamiento de usuarios, y un algoritmo de asignación de espectro. Por cada estrategia, en total, se realizan 100 simulaciones; siendo el resultado final de cada variante de solución el promedio dichos resultados.

Finalmente, a modo de comparación, se analizan bajo las mismas condiciones en la etapa de enrutamiento, las estrategias basadas en las rutas más cortas, usando el algoritmo de Dijkstra (Dk); y el balanceo de usuarios, usando el algoritmo de Baroni (Ba). Por otro lado, para la etapa de SA, se utiliza el algoritmo First-Fit. A modo de resumen, en la Tabla 3.2 se muestran los parámetros antes mencionados.

3.2. Demanda de usuarios

Los requerimientos de velocidad de transmisión de cada uno de los usuarios se asignan mediante un generador de demandas, el cual, escoge un valor aleatorio entre 10, 40, 100, 400 y 1000 Gbps. Para una comparación justa entre las distintas variantes de solución, el generador de demandas utiliza la n -ésima semilla para la n -ésima simulación. De esta forma se asegura que los requerimientos de ancho de banda de los usuarios sean los mismos independientemente de la variante utilizada.

La conversión de requerimientos de velocidad de bits a demanda de FSUs se realiza utilizando la Tabla 2.1, cumpliendo con la distancia máxima alcanzable de cada una de las rutas. Se debe destacar que, en los casos que la distancia de la ruta escogida exceda el rango máximo alcanzable, se asigna el peor formato de modulación posible (BPSK). La

Tabla 3.3: Parámetros utilizados por el generador de demandas

Parámetro	Valor
Tasa de bits (Gbps)	10, 40, 100, 400, 1000
FSUs & MAR	Tabla 2.1
Formatos de Modulación	BPSK, QPSK, Λ -QAM

tabla 3.3 muestra los parámetros utilizados para la obtención de las distintas demandas de usuarios.

3.3. Métricas de desempeño

Para evaluar el desempeño de la estrategia de solución RMLSA se utilizan varias métricas, las cuales, se describen a continuación.

3.3.1. Capacidad de red y fragmentación espectral

La capacidad total de la red C_{net} corresponde a la cantidad de FSUs asignados a todos los enlaces de red. Esto es:

$$C_{net} = \sum_{\forall \ell \in \mathcal{L}} c_{\ell}. \quad (3.1)$$

Sin embargo, esta métrica se puede descomponer en términos de la capacidad total demandada por todos los usuarios $\mathcal{F}_{\mathcal{U}}$ y la capacidad fragmentada. Se distingue que los FSUs fragmentados corresponden a la cantidad de FSUs inutilizados entre aquellos que sí fueron asignados. Sea $\mathcal{W}$ la fragmentación de la red, compuesta por la suma de todas las fragmentaciones espectrales de los enlaces $\mathcal{W}_{\ell}$, es decir:

$$\mathcal{W} = \sum_{\forall \ell \in \mathcal{L}} \mathcal{W}_{\ell}, \quad (3.2)$$

entonces, se puede descomponer la capacidad total de la red C_{net} como:

$$C_{net} = \mathcal{F}_{\mathcal{U}} + \mathcal{W}. \quad (3.3)$$

3.3.2. Ahorro de Capacidad

Sea $Q(A)$ el porcentaje de ahorro de capacidad logrado por la variante de solución A , en comparación con el obtenido por la estrategia basada en el algoritmo de Dijkstra (para el enrutamiento) y en el algoritmo First-Fit (para la asignación de espectro). De esta forma, para cada variante analizada, se evalúa $Q(A)$ como:

$$Q(A) = \frac{C_{net}(A) - C_{net}(Dk)}{C_{net}(Dk)} \cdot 100 \quad (3.4)$$

3.3.3. Nivel de desbalanceo de la red

Sea $\sigma_{\mathcal{F}}$ la desviación estándar del número de FSUs demandados a cada enlace de la red, es decir:

$$\sigma_{\mathcal{F}} = \frac{1}{\mathcal{L}^2} \sqrt{\sum_{\forall \ell \in \mathcal{L}} (\mathcal{F}_{\ell} - \bar{\mathcal{F}}_{\ell})^2}. \quad (3.5)$$

Luego, el coeficiente de variación CV de la red se puede evaluar utilizando:

$$CV = \frac{\sigma_{\mathcal{F}}}{\bar{\mathcal{F}}_{\ell}}. \quad (3.6)$$

Una red perfectamente balanceada obtendría $CV = 0$. Sin embargo, dado que las topologías de red reales apenas son simétricas, la condición anterior es muy difícil de obtener. De esta forma, cuanto mayor sea CV , más desequilibrada estará la red. Por tanto, el valor de CV puede ser utilizado para cuantificar el nivel de desbalanceo que esta presenta.

3.3.4. Eficiencia espectral

La eficiencia de la asignación de espectro η_{SA} se define como la relación entre la capacidad total demandada y la capacidad total de la red, esto es:

$$\eta_{SA} = \frac{\mathcal{F}_u}{\mathcal{F}_u + \mathcal{W}} \cdot 100. \quad (3.7)$$

De esta forma, para una misma demanda de FSUs, un mayor valor de η_{SA} indica una mejor relación entre la capacidad demandada y la realmente utilizada.



4 | Resultados Experimentales

En este capítulo se muestran los resultados obtenidos al evaluar la estrategia de solución propuesta en el capítulo 2, a su vez que se comparan con las estrategias de solución comúnmente utilizadas.

4.1. Estrategias basadas en el Enrutamiento y el Nivel de Modulación

En esta sección, se compara el rendimiento de los algoritmos de enrutamiento LDBB y F-LDBB con los enfoques de enrutamiento más comunes encontrados en la literatura: las rutas más cortas, usando el algoritmo de Dijkstra (Dk), y el balanceo de usuarios, usando el algoritmo de Baroni (Ba). Dado que el foco recae en la etapa del enrutamiento y el nivel de modulación, para la asignación de espectro, en todos los casos, se utiliza el algoritmo First-Fit.

La Fig. 4.1 ilustra la fragmentación espectral introducida por las distintas estrategias de enrutamiento ordenando los usuarios por: el tamaño de su demanda Fig. 4.1a, y el largo de su ruta Fig. 4.1b. Como se muestra en la Fig. 4.1, independientemente de la topología y la política de ordenamiento utilizada, las estrategias basadas en el algoritmo de Dijkstra muestran la mayor fragmentación $\mathcal{W}$, mientras que las estrategias basadas en los algoritmos Ba, LDBB, y F-LDBB logran una reducción significativa de la fragmentación de la red en comparación con este. Para el caso de la topología EUROCORE, dado que esta es una red pequeña, la fragmentación espectral es bastante baja, mostrando valores muy cercanos entre las distintas variantes. Esto, unido a la escala utilizada en la figura, hace que no se aprecien

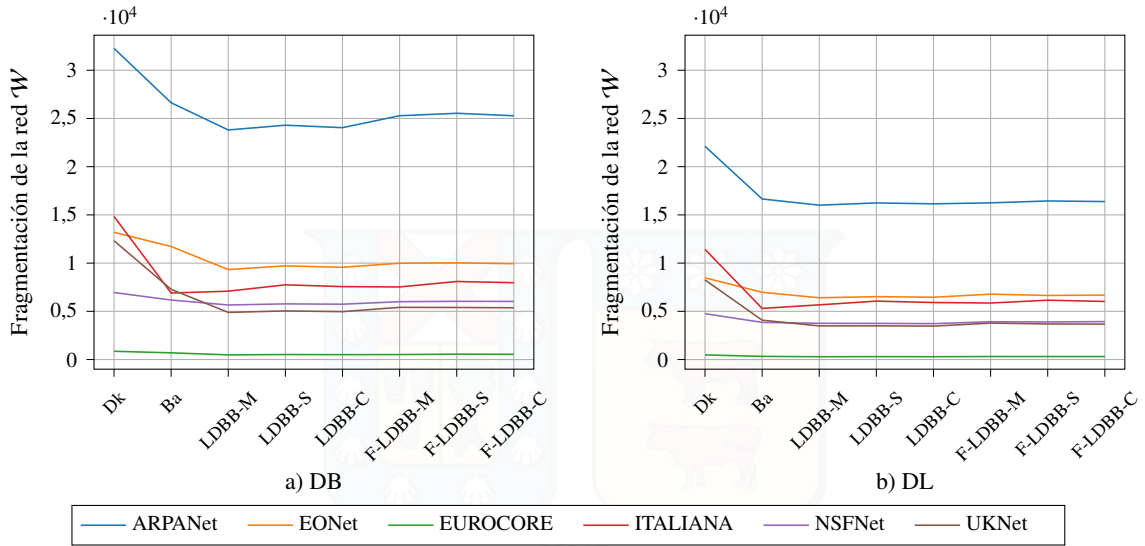


Figura 4.1: Número de FSUs fragmentados en la red para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.1a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.1b).

bien las diferencias entre las distintas variantes. Sin embargo, a modo de ejemplo, el número de FSUs fragmentados entre las estrategias Dk y Ba con ordenamiento DB es de 162 FSUs menos en la estrategia Ba, lo que representa un 18.9 % menos de fragmentación.

Adicionalmente, si se comparan ambas políticas de ordenamiento de usuarios (Fig. 4.1a y Fig. 4.1b), se puede notar que al ordenar los usuarios en orden descendente acorde al largo de la ruta (DL), se obtiene una menor fragmentación espectral en comparación con el ordenamiento por el tamaño de se demanda. El caso más evidente resulta para la topología ARPANet, donde la fragmentación espectral se reduce aproximadamente en 2000 FSUs utilizando la política DL.

En general, nuestras propuestas obtuvieron la menor fragmentación de la red. Únicamente, para la topología ITALIANA, la estrategia Ba logró una menor fragmentación que alguna de las variantes de solución propuestas. Sin embargo, como se muestra en la Fig. 4.2, la estrategia LDBB-M superó a la estrategia Ba en términos de ahorro de capacidad, disminuyendo la capacidad total en 300 y 100 FSUs para el ordenamiento DB y DL, respectivamente. La razón por la que esto ocurre viene dada por la cantidad de FSUs demandadas por todos los usuarios (primer término en Ec. 3.3), la cual, es menor en un enfoque LDBB. Como era de esperar, de la Fig. 4.1, para una misma topología y estrategia analizada, la capacidad total de la red es menor cuando se utiliza la política de

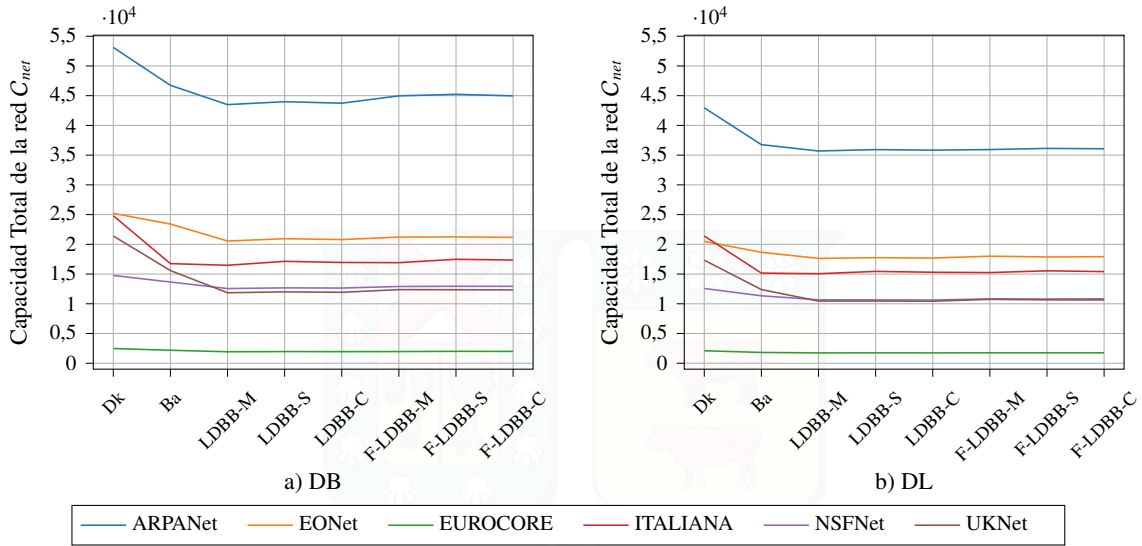


Figura 4.2: Capacidad total de la red obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.2a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.2b).

ordenamiento DL; siendo finalmente, la variante LDBB-M la que menor capacidad de red requirió en las topologías ARPANet, EONet, EUROCORE e ITALIANA, mientras que en las restantes (NSFNet, UKNet), fue la LDBB-C.

La Tabla 4.1 muestra el porcentaje de ahorro de capacidad obtenido por cada una de las estrategias y políticas de ordenamiento de usuarios. En la mayoría de las topologías, las estrategias propuestas permiten reducir la capacidad total requerida en la red para asignar todos los usuarios; mientras que el desempeño más bajo se obtuvo en la topología ITALIANA, donde solo la estrategia LDBB-M fue la única variante que obtuvo un mejor desempeño que los algoritmos de Dijkstra y Baroni.

Para intentar explicar la diversidad de los resultados obtenidos, en la Tabla 4.2 se muestra el coeficiente de variación obtenido para las distintas estrategias y topologías analizadas. Se debe destacar que esta métrica es independiente de la política de ordenamiento de usuario analizada, siendo únicamente determinada por el algoritmo de enrutamiento y métrica de balanceo utilizados.

De las Tablas 4.1 y 4.2 se puede observar que la estrategia basada en las rutas más cortas desequilibra en mayor medida el número de FSUs demandados en los enlaces de red; mientras que las estrategias con menores requerimientos de capacidad logran valores

Tabla 4.1: Ahorro de capacidad total $Q(A)$ obtenido por las distintas variantes de solución en comparación con la estrategia Dk

Topología		ARPANet	EONet	EUROCORE	ITALIANA	NSFNet	UKNet
DB	Ba	11.99	7.15	11.83	32.49	7.45	27.16
	LDBB-M	18.11	18.44	22.11	33.6	14.89	44.61
	LDBB-S	17.18	16.93	20.72	30.94	14.11	43.9
	LDBB-C	17.66	17.5	21.22	31.69	14.33	44.24
	F-LDBB-M	15.33	15.83	20.79	31.84	12.56	42.16
	F-LDBB-S	14.85	15.69	19.13	29.55	12.31	42.23
	F-LDBB-C	15.33	16.02	19.68	30.06	12.37	42.37
DL	Ba	14.43	8.97	13.46	29.17	9.77	28.52
	LDBB-M	16.9	13.95	17.37	29.63	15.15	39.7
	LDBB-S	16.37	13.38	16.76	27.82	15.22	39.65
	LDBB-C	16.58	13.69	17.19	28.49	15.42	39.82
	F-LDBB-M	16.35	12.12	16.35	28.73	13.88	38.02
	F-LDBB-S	15.9	12.77	16.4	27.37	14.04	38.52
	F-LDBB-C	16.04	12.59	16.52	27.98	13.74	38.62

Tabla 4.2: Coeficiente de Variación.

Estrategia	Dk	Ba	LDBB-M	LDBB-S	LDBB-C	F-LDBB-M	F-LDBB-S	F-LDBB-C
ARPANet	0.7718	0.6501	0.6295	0.6119	0.6132	0,6374	0,629	0,6291
EONet	0.6979	0.6652	0.5977	0.5734	0.5739	0,6157	0,5889	0,5885
EUROCORE	0.8377	0.65	0.5485	0.5334	0.5337	0,6051	0,5937	0,5939
ITALIANA	0.9095	0.6002	0.6172	0.59	0.5901	0,6277	0,5996	0,5998
NSFNet	0.6359	0.5504	0.5226	0.5097	0.51	0,5472	0,5369	0,5374
UKNet	0.9402	0.5404	0.4875	0.4602	0.4604	0,5337	0,5058	0,5064

de CV más bajos. Esta observación nos permite concluir que equilibrar el número de FSUs demandados a los enlaces de red es un punto clave para lograr una menor capacidad de red y fragmentación espectral en EON.

4.2. Estrategias basadas en la Asignación de Espectro

En esta sección, se compara el rendimiento de los algoritmos de asignación de espectro propuestos con el enfoque First-Fit. Para ello, la etapa de enrutamiento y nivel de modulación se resuelve utilizando los algoritmos de Dijkstra y Baroni.

La Fig. 4.3 muestra la fragmentación espectral introducida en la red por las distintas variantes de solución y topologías analizadas. Específicamente, en la Fig. 4.3a se agrupan las estrategias que ordenan los usuarios atendiendo al tamaño de su demanda, y en la Fig. 4.3b se agrupan por el largo de su ruta. Como se puede apreciar, para una misma política de ordenamiento de usuarios y algoritmo de enrutamiento, la menor fragmentación introducida en la red se obtuvo con el algoritmo SF, seguido por el PF y FF.

Por otro lado, si se comparan las Figs. 4.3a y 4.3b, se puede observar que al ordenar los usuarios de forma descendente por el largo de su ruta, se introduce menor fragmentación con respecto al ordenarlos por el tamaño de su demanda; mientras que la fragmentación

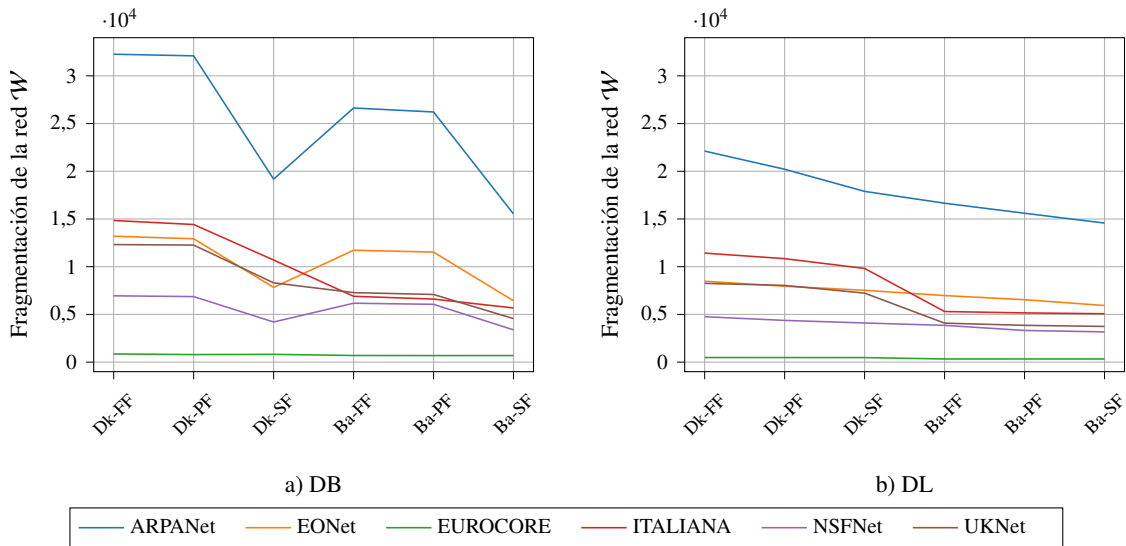


Figura 4.3: Número de FSUs fragmentados en la red para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.3a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.3b).

cuando se utiliza el balanceo de usuarios es significativamente mejor en comparación con el empleo de las rutas más cortas. Estas dos últimas observaciones coinciden con las vistas en la sección anterior. La menor diferencia entre las estrategias analizadas se da para la topología EUROCORE, donde, para un mismo algoritmo de enrutamiento, las distintas variantes de solución obtuvieron resultados muy similares entre ellas, siendo en última instancia el algoritmo de enrutamiento el factor determinante para este caso.

La capacidad total de la red, obtenida para las distintas topologías analizadas se muestra en la Fig. 4.4. Dado que el número de FSUs demandados depende del algoritmo de enrutamiento utilizado, en este caso, la gráfica de la capacidad total mantiene un comportamiento muy similar al obtenido para la fragmentación. Por esta razón, las estrategias con menor fragmentación, son, a su vez, las que menor capacidad requieren en la red. De forma general, la estrategia Ba-SF con ordenamiento DL fue la que menor capacidad de red obtuvo; mientras que para la topología EUROCORE, la capacidad de la red estuvo mayormente determinada por el algoritmo de enrutamiento y no por el algoritmo de asignación de espectro utilizado. En segundo lugar, se puede apreciar que las estrategias basadas en el algoritmo PF obtuvieron un desempeño intermedio, obteniendo una capacidad de red inferior a la dada por el algoritmo FF pero superior a la obtenida por el SF.

La Fig. 4.5 muestra la eficiencia espectral obtenida en cada caso. Por un lado, cuando

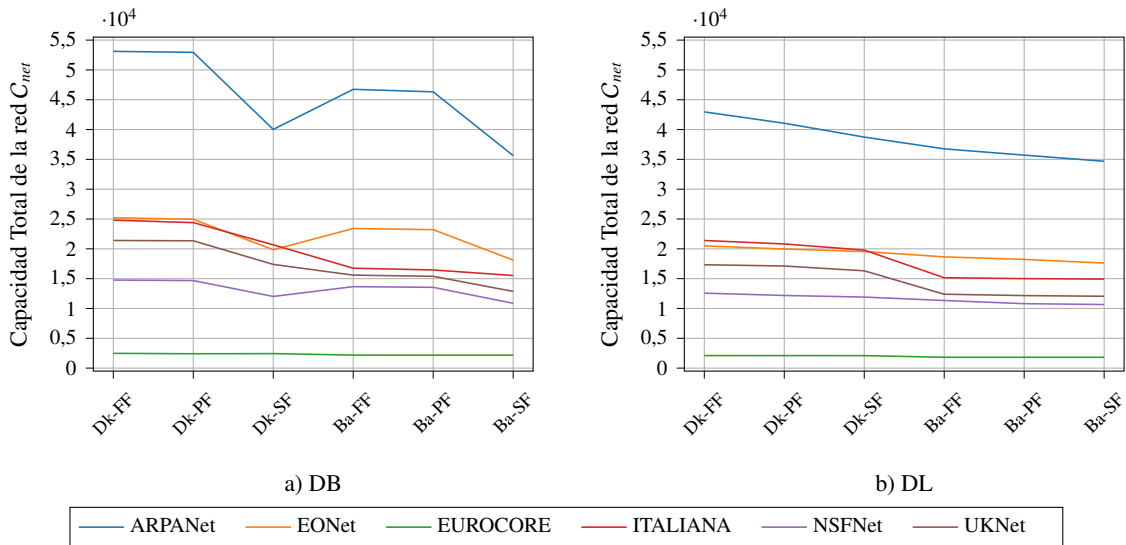


Figura 4.4: Capacidad total de la red obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.4a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.4b).

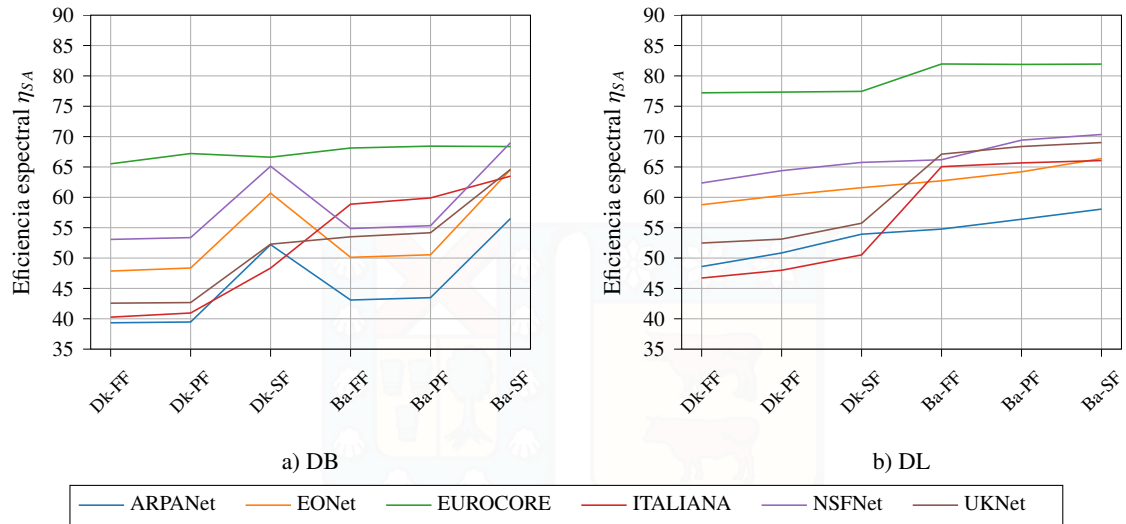


Figura 4.5: Eficiencia de la asignación de espectro obtenida para las distintas estrategias analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.5a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.5b).

se ordenan los usuarios por el tamaño de su demanda (Fig. 4.5a) se puede apreciar que algunas variantes de solución obtienen un desempeño por debajo del 50 %. Esto indica que, en promedio, por cada FSU de demanda asignado, se requirieron al menos 2 FSUs de capacidad. En cambio, cuando se ordenan los usuarios por el largo de su ruta, de forma general, 2 de cada 3 FSUs utilizados corresponden a demanda de usuarios. En este sentido, la variante Ba-SF fue la que mejor desempeño mostró en todas las topologías.

Finalmente, en la Tabla 4.3 se muestra el porcentaje de FSUs ahorrados por cada una de las estrategias en comparación con la estrategia Dk-FF. Como se puede observar, todas las variantes ahorraron mayor número de FSUs que la DK-FF; siendo la Ba-SF con ordenamiento DB la que mayor número de FSUs ahorró en comparación con esta. Cabe destacar que, la comparación se realizó para una misma política de ordenamiento de usuarios, por lo que en términos de capacidad total requerida en la red, la estrategia Ba-SF con ordenamiento DL fue la de mejores resultados, seguido por la Ba-PF con ordenamiento DL.

Tabla 4.3: Ahorro de capacidad total $Q(A)$ obtenido por las distintas estrategias de solución en comparación con la estrategia Dk-FF

Topología		ARPANet	EONet	EUROCORE	ITALIANA	NSFNet	UKNet
DB	Dk-PF	0.32	1.03	2.69	1.7	0.56	0.24
	Dk-SF	24.65	21.27	1.73	16.7	18.59	18.74
	Ba-FF	11.99	7.15	11.83	32.49	7.45	27.16
	Ba-PF	12.78	7.92	12.25	33.67	8.23	28.06
	Ba-SF	32.91	28.17	12.16	37.42	26.37	39.89
DL	Dk-PF	4.43	2.56	0.15	2.72	3.07	1.23
	Dk-SF	9.83	4.62	0.32	7.52	5.23	5.89
	Ba-FF	14.43	8.97	13.46	29.17	9.77	28.52
	Ba-PF	16.87	11.08	13.38	29.85	14.02	29.84
	Ba-SF	19.27	14.05	13.44	30.25	15.2	30.5

4.3. Estrategias basadas en ambos enfoques

Hasta el momento, se han analizado los algoritmos propuestos para la etapa de enrutamiento y asignación de espectro de forma separada. Sin embargo, ambos enfoques no son mutuamente excluyentes, siendo posibles integrarlos en una única solución. En nuestro caso, dado que se dispone de 2 algoritmos de enrutamiento, 3 métricas de balanceo, y 2 algoritmos de asignación de espectro, la cantidad de variantes a evaluar es de 12. Por simplicidad, para mostrar los resultados, cada variante se asocia con una etiqueta como se muestra en la Tabla 4.4. Note que, adicionalmente a las estrategias propuestas, a modo de comparación, se analizarán los algoritmos de Dijkstra y Baroni para la etapa del enrutamiento, y el algoritmo First-Fit para la asignación de espectro.

La Fig. 4.6 muestra la fragmentación espectral introducida en la red al atender a todos los usuarios. Como se puede observar, de forma general, las estrategias propuestas reducen la cantidad de FSUs fragmentados en comparación con los métodos comúnmente utilizados (Dk-FF, Ba-FF). Además, de las Figs. 4.6a y 4.6b se puede observar como ordenar los usuarios por el largo de su ruta permite disminuir el número de FSUs fragmentados en la red en comparación con el ordenamiento por el tamaño de su demanda, manteniéndose el mismo comportamiento observado en las secciones anteriores. En la Fig. 4.6b, se puede apreciar que la fragmentación obtenida es bastante similar para cualquiera de las variantes

Tabla 4.4: Etiqueta utilizada para cada estrategia de solución analizada

Estrategia	Etiqueta	Estrategia	Etiqueta
Dk-FF	1	LDBB-C-PF	8
Ba-FF	2	F-LDBB-M-SF	9
LDBB-M-SF	3	F-LDBB-S-SF	10
LDBB-S-SF	4	F-LDBB-C-SF	11
LDBB-C-SF	5	F-LDBB-M-PF	12
LDBB-M-PF	6	F-LDBB-S-PF	13
LDBB-S-PF	7	F-LDBB-C-PF	14

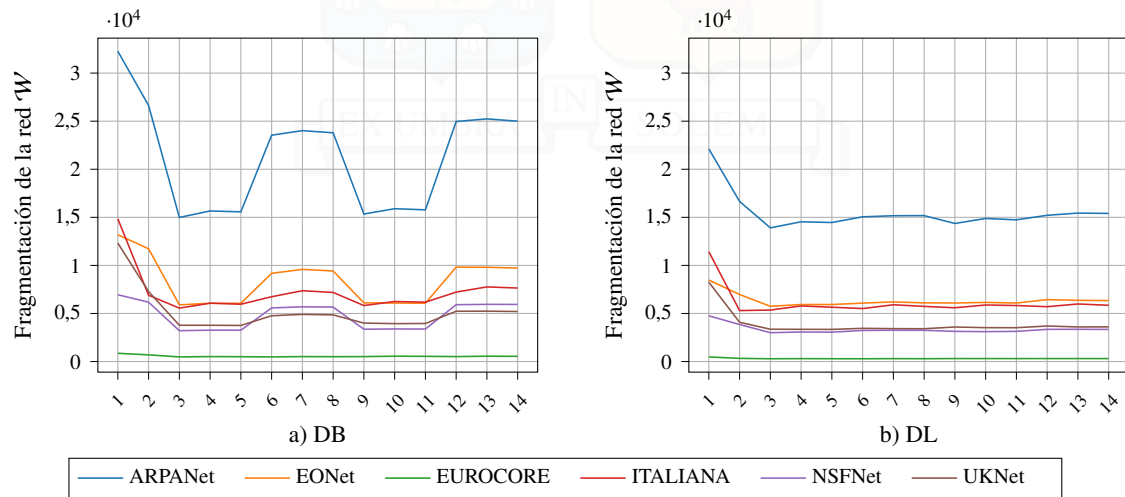


Figura 4.6: Número de FSUs fragmentados en la red para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.6a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.6b).

propuestas, siendo la estrategia LDBB-M-SF la de mejor desempeño en la mayoría de las topologías. Únicamente, para la topología ITALIANA, la variante Ba-FF introdujo menor número de FSUs fragmentados (específicamente 50 FSUs) que esta. Sin embargo, como se muestra en la Fig. 4.7, en todas las topologías, la menor capacidad total se obtuvo con la estrategia LDBB-M-SF. Como se vio anteriormente, esto se debe a que el número de FSUs demandados es menor cuando se usa alguno de los algoritmos de enrutamiento propuestos.

Si se analiza la eficiencia espectral obtenida por cada una de las estrategias y topologías analizadas (Fig. 4.8), se puede observar que las estrategias con menor capacidad presentan una mejor relación entre el número de FSUs demandados y los realmente utilizados, ratificándose la política DL como la más eficiente en el uso de los recursos espectrales.

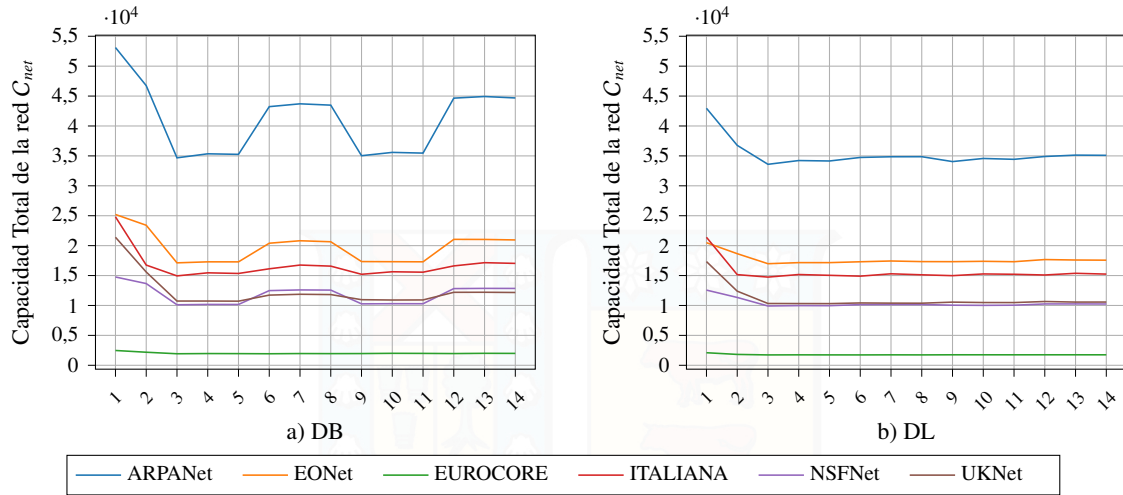


Figura 4.7: Capacidad total de la red obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.4a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.7b).

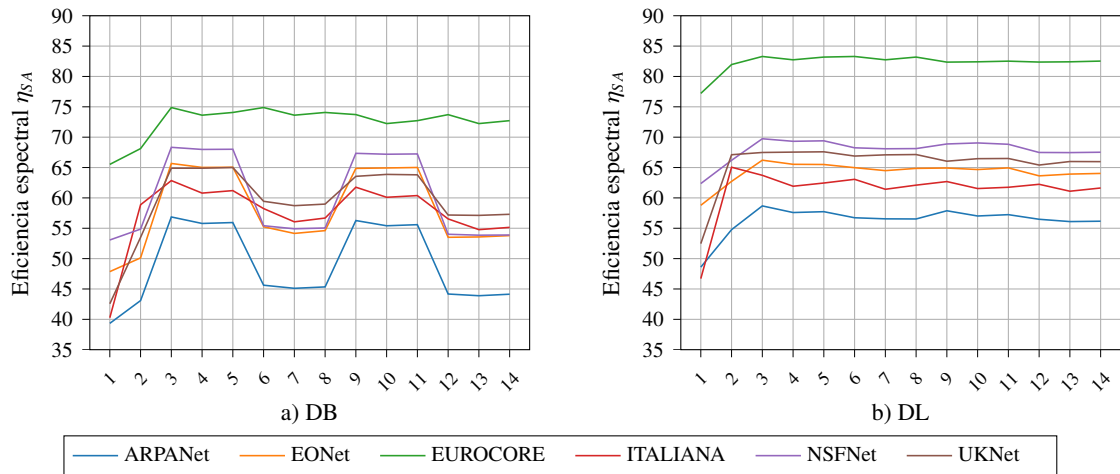


Figura 4.8: Eficiencia de la asignación de espectro obtenida para las distintas variantes de solución analizadas, ordenando los usuarios por: el número de FSUs demandados en orden decreciente (Fig. 4.8a), y el número de enlaces de su ruta en orden decreciente (Fig. 4.8b).

Para este caso, todas las variantes propuestas alcanzaron una eficiencia espectral por encima del 55 %, asignando en promedio 6.5 FSUs de demanda por cada 10 FSUs de capacidad.

Finalmente, para cada política de ordenamiento, en la Tabla 4.5 se muestra el porcentaje de ahorro de capacidad alcanzado por las distintas variantes en comparación con la estrategia Dk-FF. Como se puede apreciar, para una misma topología y estrategia, la capacidad ahorrada en comparación con la variante Dk-FF es mayor para la política DB. Sin embargo, cabe recordar que la menor capacidad se obtuvo con la política de ordenamiento

DL; siendo esta la que obtiene el mejor desempeño.

4.4. Resumen

En este capítulo se presentaron los resultados obtenidos por la estrategia de solución propuesta para resolver el problema RMLSA en EON estáticas. El análisis se realizó en base a tres enfoques diferentes, donde se obtuvieron soluciones usando solamente los algoritmos de enrutamiento propuestos, los algoritmos de asignación de espectro propuestos, y por último, soluciones donde se usaron tanto los algoritmos de enrutamiento como de asignación de espectro.

Los resultados muestran que al utilizar solamente los algoritmos de enrutamiento propuestos, se logra un mejor balanceo del número de FSUs demandados a cada enlace de la red, lo que permite disminuir la capacidad total requerida en la red para atender a todos los usuarios.

Por otro lado, al utilizar los algoritmos de asignación de espectro propuestos, se logra disminuir el número de FSUs fragmentados, con una mejor relación entre la capacidad demandada y la capacidad total requerida para ello. Consecuentemente, la capacidad total requerida en la red para atender a todos los usuarios fue menor que las estrategias de asignación de espectro comúnmente utilizadas.

Finalmente, al combinar tanto los algoritmos de enrutamiento como los de asignación de espectro se obtienen los beneficios de los dos enfoques anteriores, lo que permite reducir aún más la capacidad total de la red, logrando una mayor eficiencia en el uso los recursos de la red.

Tabla 4.5: Ahorro de capacidad total $Q(A)$ obtenido por las distintas estrategias de solución en comparación con la estrategia Dk-FF

Topología		ARPANet	EONet	EUROCORE	ITALIANA	NSFNet	UKNet
DB	2	11.99	7.15	11.83	32.49	7.45	27.16
	3	34.71	32.07	22.12	39.78	31.47	49.82
	4	33.44	31.4	20.76	37.71	31.08	49.82
	5	33.62	31.42	21.26	38.14	31.12	49.91
	6	18.61	19.06	22.12	35	15.43	45.19
	7	17.72	17.42	20.76	32.48	14.66	44.53
	8	18.13	18.09	21.26	33.21	14.85	44.77
	9	34.04	31.23	20.83	38.7	30.42	48.76
	10	33	31.31	19.2	37	30.24	49.02
	11	33.22	31.39	19.71	37.28	30.29	48.95
	12	15.93	16.51	20.82	33.06	13.15	43
	13	15.41	16.56	19.2	30.88	12.91	42.96
	14	15.87	16.88	19.71	31.36	12.97	43.14
	DL	2	14.43	8.97	13.46	29.17	9.77
3		21.8	17.15	17.37	31.11	21.16	40.42
4		20.34	16.27	16.75	29.1	20.63	40.48
5		20.51	16.27	17.18	29.71	20.73	40.53
6		19.13	15.56	17.38	30.37	19.32	39.88
7		18.87	14.94	16.75	28.53	19.16	40.07
8		18.85	15.44	17.19	29.32	19.19	40.13
9		20.74	15.49	16.37	29.98	20.08	39.1
10		19.53	15.2	16.41	28.64	20.3	39.49
11		19.86	15.52	16.53	28.9	20.07	39.52
12		18.77	13.77	16.39	29.46	18.41	38.5
13		18.23	14.14	16.42	28.15	18.39	39.05
14		18.31	14.27	16.54	28.77	18.48	39.02

5 | Conclusiones

En este trabajo de tesis, se desarrollaron dos nuevos algoritmos de enrutamiento y dos de asignación de espectro para resolver el problema RMLSA en redes ópticas elásticas con operación estática. Estos algoritmos, fueron evaluados en 6 topologías de red bien conocidas utilizando distintos enfoques de solución.

Los resultados obtenidos para las soluciones basadas en el enrutamiento, muestran que las estrategias que pretenden balancear la red, ya sea usando balanceando el número de usuarios como la demanda de FSUs por enlace, permiten disminuir la capacidad total requerida en la red entre un 8.97 % y un 39.82 % en comparación con las estrategias basadas en las rutas más cortas. Adicionalmente, si bien existe una estrategia de balanceo como Baroni, los algoritmos de enrutamiento propuestos superan el ahorro logrado por este en un 0.46 % como mínimo, y un 11.3 % como máximo, siendo el algoritmo LDBB el de mejores resultados en la mayoría de las topologías. No obstante, cabe destacar que el algoritmo F-LDBB, a pesar de calcular las rutas más rápido, obtuvo resultados muy similares a los alcanzados por esta.

Para el caso de las estrategias basadas únicamente en la asignación de espectro, los algoritmos propuestos obtuvieron la menor capacidad de red, superando a la mejor estrategia basada en el algoritmo First-Fit (Ba-FF) en un 1.08 % como mínimo, y un 5.43 % como máximo. Únicamente, para la topología EUROCORE, los algoritmos de asignación de espectro propuestos no lograron una menor capacidad que este, quedando por debajo de la mejor estrategia en un 0.08 %. De igual forma, para este tipo de soluciones, el algoritmo PF, a pesar de resolver el problema más rápido que el SF, obtuvo resultados muy similares a los obtenidos por este.

Finalmente, al utilizar ambos enfoques en una misma solución, la capacidad total de la red muestra su mínimo valor, ahorrando entre un 1.94 % y un 12.01 % más de FSUs en comparación con la estrategia comúnmente utilizada que presentó los mejores resultados.

Como trabajo futuro, basado en la experiencia acumulada durante este trabajo de tesis, se pretende extender la metodología desarrollada a las nuevas y emergentes arquitecturas de redes ópticas que multiplican los recursos disponibles, como lo son las redes ópticas multinúcleos y redes ópticas multibanda. Adicionalmente, se podría incursionar en las técnicas de aprendizaje de máquinas para la toma de decisiones con tal de obtener buenos y comparables resultados a los obtenidos por la heurística pero que sean aplicables en las redes reales.

Bibliografía

- Baroni, Stefano y Bayvel, Polina (1997). Wavelength requirements in arbitrarily connected wavelength-routed optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, 15(2), 242–251. 1, 2.2
- Bayvel, Polina; Maher, Robert; Xu, Tianhua; Liga, Gabriele; Shevchenko, Nikita A; Lavery, Domaniç; Alvarado, Alex; y Killey, Robert I (2016). Maximizing the optical network capacity. *Philosophical Transactions of the Royal Society A: Mathematical, Physical and Engineering Sciences*, 374(2062), 20140440. 1
- Calderón, F. I.; Lozada, A.; Bórquez-Paredes, D.; Olivares, R.; Davalos, E. J.; Saavedra, G.; Jara, N.; y Leiva, A. (2020). Ber-adaptive rmlsa algorithm for wide-area flexible optical networks. *IEEE Access*, 8, 128018–128031. 2.1
- Cisco (2018). Cisco visual networking index: forecast and methodology, 2012-2017. 1
- Ellis, A D; Suibhne, N Mac; Saad, D; y Payne, D N (2016). Communication networks beyond the capacity crunch. *Philosophical Transactions of the Royal Society A: Mathematical, Physical and Engineering Sciences*, 374(2062), 20150191. 1
- Eppstein, David. (1998). Finding the k Shortest Paths. *SIAM Journal on Computing*, 28(2), 652–673. 2.2.1, 1, 2.2.2.3
- Fontinele, Alexandre; Santos, Iallen; Neto, Juarez Nolêto; Campelo, Divanilson R.; y Soares, André (2017). An Efficient IA-RMLSA Algorithm for Transparent Elastic Optical Networks. *Computer Networks*. 1
- ITU-T, International Communication Union, G.694.1(06/2002) (2012). G.694.1 : Spectral grids for wdm applications: Dwdm frequency grid. 1
- Koganti, Ravi Teja y Sidhu, Deepinder (2014). Analysis of routing and wavelength assignment in large WDM networks. In *Procedia Computer Science*, volume 34 (pp. 71–78). 1
- López, Víctor y Velasco, Luis, Eds. (2016). *Elastic Optical Networks*. Optical Networks. Cham: Springer International Publishing. 1
- Luo, Xiao; Zhao, Yang; Chen, Xue; Wang, Lei; Zhang, Min; Zhang, Jie; Ji, Yuefeng; Wang, Huitao; y Wang, Taili (2017). Manycast routing, modulation level and spectrum assignment over elastic optical networks. *Optical Fiber Technology*. 1

- Meza, C; Jara, N; Albornoz, V M; y Vallejos, R (2016). Routing and spectrum assignment for elastic, static, and without conversion optical networks with ring topology. In *2016 35th International Conference of the Chilean Computer Science Society (SCCC)* (pp. 1–8). 1
- Shirin Abkenar, Forough y Ghaffarpour Rahbar, Akbar (2017). Study and Analysis of Routing and Spectrum Allocation (RSA) and Routing, Modulation and Spectrum Allocation (RMSA) Algorithms in Elastic Optical Networks (EONs). 1, 2.2
- Simmons, Jane M. (2014). *Optical Network Design and Planning*. Optical Networks. Cham: Springer International Publishing. 1, 2.3.1
- Talebi, Sahar; Alam, Furqan; Katib, Iyad; Khamis, Mohamed; Salama, Reda; y Rouskas, George N. (2014). Spectrum management techniques for elastic optical networks: A survey. 1, 2.1, 2.2, 2.3.1
- Vale, VAC y Almeida Jr, Raul C (2019). Power, routing, modulation level and spectrum assignment in all-optical and elastic networks. *Optical Switching and Networking*, 32, 14–24. 1
- Waldman, Helio (2018). The impending optical network capacity crunch. *Sbfoton Conference*, (pp. 0–3). 1
- Wu, Haitao; Zhou, Fen; Zhu, Zuqing; y Chen, Yaojun (2019). Analysis Framework of RSA Algorithms in Elastic Optical Rings. *Journal of Lightwave Technology*, 37(4), 1113–1122. 1
- Yaghubi-Namaad, Mohsen; Rahbar, Akbar Ghaffarpour; y Alizadeh, Behrooz (2018). Adaptive modulation and flexible resource allocation in space-division-multiplexed elastic optical networks. *Journal of Optical Communications and Networking*, 10(3), 240–251. 2.1
- Ying Wang, Ying Wang; Jie Zhang, Jie Zhang; Yongli Zhao, Yongli Zhao; Junyan Liu, Junyan Liu; y Wanyi Gu, Wanyi Gu (2012). Spectrum consecutiveness based routing and spectrum allocation in flexible bandwidth networks. *Chinese Optics Letters*, 10(s1), S10606—310609. 2.2
- Yuan, Junling; Fu, Yunyang; Zhu, Ruijie; Li, Xuhong; Zhang, Qikun; Zhang, Jing; y Samuel, Aretor (2019). A constrained-lower-indexed-block spectrum assignment policy in elastic optical networks. *Optical Switching and Networking*, 33, 25–33. 1

A | Topologías de red utilizadas

En este apartado, se detallan las distancias de cada uno de los enlaces de las distintas topologías de red utilizadas en este trabajo de tesis.

A.1. ARPANet

<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>	<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>
0	1	870	8	17	910
0	2	1030	9	10	660
0	10	2300	10	11	880
1	2	960	11	12	390
1	3	560	11	18	330
2	4	600	12	13	690
3	4	1330	12	16	790
3	5	190	13	14	690
4	6	880	13	15	460
5	6	1890	14	15	820
5	7	2100	15	16	410
6	8	930	16	17	660
7	8	1070	17	18	310
7	9	1230	17	19	340
7	14	520	18	19	510
8	9	480			

A.2. EONet

<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>	<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>
0	1	500	8	9	220
0	4	1600	8	10	480
1	3	1050	8	11	650
2	3	780	8	14	850
2	4	470	8	16	530
3	4	350	9	11	530
3	5	270	10	16	530
3	8	640	10	18	1060
3	9	490	11	14	280
4	5	320	11	15	260
4	6	360	12	13	490
4	13	1150	12	17	530
4	14	950	13	17	420
5	6	170	14	15	520
5	7	190	14	17	820
5	9	490	14	19	1620
6	7	210	15	16	270
6	11	720	16	18	1090
6	12	620	17	19	1230
6	14	580			

A.3. EUROCORE

<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>	<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>
0	1	525	3	10	600
0	5	563	4	5	475
0	6	213	4	8	525
0	7	725	4	10	263
1	2	325	5	6	475
1	4	800	5	10	225
1	6	475	6	9	325
1	7	225	6	10	400
2	3	875	7	8	175
2	7	275	7	9	163
2	8	300	8	9	288
3	4	325	9	10	525
3	8	575			

A.4. ITALIANA

<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>	<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>
0	2	140	9	11	110
0	3	110	9	12	180
0	5	210	10	13	130
1	2	95	11	12	120
1	6	90	11	13	170
2	3	110	12	14	400
2	6	90	12	15	180
3	4	90	13	15	200
3	7	95	13	16	270
4	5	85	14	18	400
4	7	95	15	16	210
6	7	130	15	17	90
6	8	120	15	18	310
6	9	150	15	20	350
7	9	55	16	17	100
7	10	200	17	19	200
8	9	60	18	20	150
8	12	180	19	20	210

A.5. NSFNet

<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>	<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>
0	1	1130	5	13	1980
0	2	1710	6	7	720
0	7	2840	7	8	700
1	2	700	8	9	840
1	3	960	8	11	370
2	5	2100	8	12	460
3	4	560	10	11	600
3	10	2350	10	12	800
4	5	1480	11	13	460
4	6	740	12	13	250
5	9	1140			

A.6. UKNet

<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>	<u>Nodo origen</u>	<u>Nodo destino</u>	<u>Distancia (km)</u>
0	1	161	7	9	35
0	2	294	8	10	53
0	3	163	8	14	209
0	5	144	8	15	280
0	7	178	8	19	216
0	13	254	8	20	231
0	19	463	9	10	66
1	2	160	9	12	69
1	18	43	9	13	90
2	18	140	10	11	51
2	19	361	11	12	11
3	4	25	12	14	283
3	5	56	13	14	159
3	6	52	14	16	103
3	18	139	15	16	84
4	5	37	15	17	121
5	7	37	15	20	151
6	7	68	16	17	56
6	8	72	19	20	141
7	8	134			