

Network Virtualization in Optical Networks with Traffic Grooming

Enrique Dávalos, Marcos Tilería, Aloysius Yu y Benjamín Barán
 Facultad Politécnica
 Universidad Nacional de Asunción
 San Lorenzo, Paraguay

Abstract—The Virtual Optical Network Embedding problem, also called VONE, deals with the efficient mapping of virtual resources onto optical networks. This study proposes a heuristic algorithm called Sd-Mapping to resolve the VONE problem using traffic grooming techniques to carry several lower traffic requirements onto a single wavelength. The proposed algorithm is compared with a reference algorithm of the literature with the following four metrics: Number of used wavelengths, Weighted number of lightpaths, Average number of physical hops and Grooming ports usage. The experimental results show that the proposed algorithm can be regarded as a valid alternative based on promising results obtained in the following metrics over three test networks: Number of wavelengths, Weighted number of lightpaths and Average number of physical hops. In addition, this work compares five different grooming policies and the conclusion of this analysis is that the policy that minimizes the number of physical hops (MinThp) is the preferred policy considering the four metrics simultaneously.

Keywords—Network Virtualization; Virtual Network Embedding; Virtual Optical Network Embedding; Traffic Grooming; Optical Networks

I. INTRODUCCIÓN

Las innovaciones de nuevos protocolos y arquitecturas en Internet son actualmente muy limitadas. La dominancia de la arquitectura TCP/IP limita las innovaciones futuras a simples adiciones o actualizaciones. Para poder soportar nuevas aplicaciones, se añaden capas intermedias y funciones que dificultan el manejo y el control de las redes. Además, las nuevas arquitecturas de red pueden estimular la aparición de nuevas aplicaciones [1]. Es en este contexto donde la virtualización de redes podría dar un aporte relevante considerando que la virtualización de redes ofrece una abstracción de los recursos físicos, por lo que una variedad de arquitecturas y protocolos pueden ser utilizados en la misma red física de sustrato. De hecho, las redes ópticas, cada vez más utilizadas actualmente, se caracterizan por proporcionar alta velocidad de transmisión y retardos mínimos, por lo que resultan ideales para formar redes de sustrato o infraestructura.

En los últimos años la virtualización de redes ha atraído la atención de las comunidades de investigación y la industria. Uno de los primeros objetivos de la investigación en esta área fue la de implementar plataformas para probar nuevas arquitecturas y protocolos de Internet, como: VINI/Trellis, G-Lab y OneLab [2], [3]. Además, varios proyectos de investigación fueron impulsados para explorar los diversos aspectos

de la virtualización de red, como ejemplo pueden citarse a: OpenFlow y GEYSERS [4], [5]. Estos proyectos han dejado claro que la virtualización de redes constituirá un componente clave de la futura Internet [6].

Un problema importante en la Virtualización de Redes es el denominado VNE (*Virtual Network Embedding*), el cual trata la asignación eficiente de recursos de la red física (nodos y enlaces físicos) a los requerimientos de la red virtual. En [7] Andersen clasifica el problema VNE como *NP-hard*. Las investigaciones más relevantes en esta área se centran en la propuesta de ILP (*Integer Linear Programming*) y heurísticas específicas.

En [8] Chowdhury *et al.* proponen una formulación ILP para el problema VNE en la cual relajan algunas restricciones y crean un “grafo aumentado” añadiendo al grafo de la red física, meta-nodos y meta-enlaces. Melo *et al.* en [9] proponen una formulación de ILP investigando el efecto del balance de carga buscando minimizar la tasa de rechazos y el de costo del mapeo.

En [10] Cheng *et al.* consideran los atributos topológicos de la red física y de la red virtual para realizar un “*ranking*” de nodos. Cheng y sus colegas proponen dos algoritmos voraces para realizar la asignación de nodos y enlaces virtuales.

Las redes ópticas, por su gran ancho de banda, pueden ser utilizadas como redes físicas o de sustrato. Sin embargo, su naturaleza analógica adiciona restricciones o impedimentos específicos que obligan a tratarlas en forma especial. El problema VNE con redes ópticas como redes de sustrato es denominada VONE (*Virtual Optical Network Embedding*)

Un *survey* sobre el problema VONE, es presentado por E. Dávalos, B. Barán y D. Pinto en [11]. El mencionado artículo explica el problema VONE, las diferencias entre los enfoques *Online/Offline*, los tipos de redes de infraestructura SLR/MLR/EON (*Single Line Rate/Mixed Line Rate/Elastic Optical Network*), así como las métricas más utilizadas, comparando el VONE en redes Transparentes vs Opacas.

Entre los trabajos relevantes en el área de la virtualización de redes ópticas pueden citarse el trabajo de Gong *et al.* en [12] que estudia el problema en redes opacas y transparentes, Gao *et al.* en [13] consideran la cantidad de transponders y *Add-Drop* locales, Peng *et al.* en [14] proponen utilizar ILP y *K-Shortest path*. Así, en [15] Peng y sus colegas hacen una extensión de un trabajo anterior donde estudian la virtualización de redes teniendo en cuenta los impedimentos de la capa física o PLI (*Physical Layer Impairments*) en las redes ópticas.

Uno de los trabajos más importantes en el contexto de las redes ópticas es el de Zhang, Shi, Vadrevu y Mukherjee [1]. Zhang *et al.* suponen que las redes virtuales sobre una red física óptica no necesariamente deben tener las propiedades de una red óptica. En el referido artículo, los autores proponen una resolución basada en un ILP inspirado en [8]. Para topologías de red complejas se proponen dos algoritmos voraces. Además, [1] es el único trabajo que utiliza *traffic grooming* para optimizar el uso de los enlaces ópticos.

En el presente trabajo, se trata el problema VONE en redes ópticas de transporte masivo de datos WDM (*Wavelength Division Multiplexing*). Todos los requerimientos de redes virtuales son conocidos *a priori*, es decir, se trata el problema VONE en su versión estática. Además, se asume que los requerimientos de los enlaces virtuales son mucho menores a la capacidad de un canal de una longitud de onda, por lo que es utilizada la técnica de *traffic grooming* para conseguir una mayor eficiencia en la utilización de los enlaces ópticos. Se presenta un nuevo algoritmo voraz y se comparan las soluciones obtenidas con las soluciones del algoritmo propuesto por Zhang [1], tomado como referencia del estado del arte, utilizando un simulador de red desarrollado especialmente para este trabajo. Adicionalmente, se realizó un análisis de 5 políticas de *grooming* cuyos resultados fueron comparados utilizando las relaciones de dominancia y preferencia para problemas *many objective* [16].

El resto del trabajo se divide de la siguiente manera: La sección II presenta el problema VONE. La sección III explica la técnica de *traffic grooming* en detalle. Luego, la sección IV presenta la propuesta de este trabajo, el algoritmo *Sd-Mapping*. Un ejemplo ilustrativo se muestra en la Sección V. La sección VI expone los resultados experimentales. Finalmente la Sección VIII presenta las conclusiones y propuestas de trabajos futuros.

II. VIRTUAL OPTICAL NETWORK EMBEDDING

En la figura 1 se puede observar un ejemplo de VNE, en el cual se realiza el mapeo de dos redes virtuales a una red de sustrato. Los nodos virtuales se asignan a nodos físicos, compartiendo sus recursos. Estos deben ser superiores o iguales a los requeridos por el nodo virtual, a fin de que el nodo físico pueda alojar al nodo virtual. Los enlaces virtuales son mapeados a caminos formados por enlaces físicos, los cuales conectan los nodos físicos en los cuales fueron mapeados los nodos virtuales correspondientes. Los enlaces virtuales requieren una tasa de datos conocida, la cual debe estar disponible en los enlaces físicos correspondientes.

El problema VNE se modela representando una solicitud i de red virtual VNR^i como un grafo no dirigido $G^i = (N^i, E^i)$ que contiene un conjunto de N^i nodos y E^i enlaces. Cada nodo y enlace de una red virtual solicita una cantidad determinada de recursos para estar operativa. La red de sustrato SN se representa mediante un grafo no dirigido $G = (N, E)$ de N nodos y E enlaces donde las redes virtuales son mapeadas. Sólo una vez que todos los recursos virtuales han sido asignados a la red de sustrato se puede decir que la red virtual está mapeada y el problema VNE resuelto.

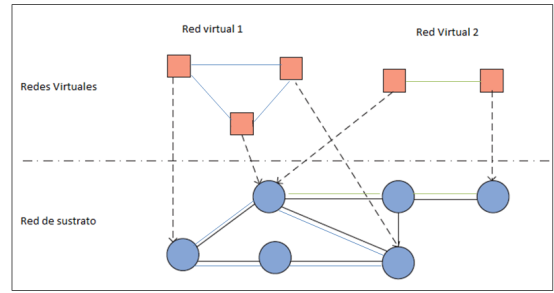


Figura 1: Ejemplo de mapeo de redes virtuales a redes de sustrato.

Cuando se utilizan redes ópticas como redes de sustrato, el problema es conocido como VONE. En general, las redes ópticas presentan las siguientes restricciones específicas:

1.- Restricción de continuidad de longitud de onda: En redes ópticas sin capacidades de conversión de longitud de onda en sus nodos (es decir, redes ópticas transparentes), un *lightpath* o camino óptico no puede cambiar de longitud de onda en todo su recorrido.

2.- Restricción de longitudes de onda distintas: En un mismo enlace óptico, dos *lightpaths* deben ocupar longitudes de onda distintas.

Además, existen impedimentos tanto lineales como no lineales que limitan la distancia máxima de cualquier enlace óptico, dependiendo de la técnica de modulación utilizada y otros factores limitantes.

El problema VONE puede tratarse en dos versiones distintas: La versión *dinámica*, en la cual los requerimientos de redes virtuales no son conocidos *a priori* sino que van apareciendo en función del tiempo, y la versión *estática*, en la cual todos los requerimientos de redes virtuales son conocidos y mapeados según un orden definido por el algoritmo de mapeo.

III. TRAFFIC GROOMING

En una red WDM un *lightpath* proporciona un mecanismo básico de comunicación entre dos nodos. Un *lightpath* es un circuito que puede abarcar varios enlaces de fibra y ser enrutados por conmutadores ópticos intermedios entre un par de nodos.

Puede darse el caso en que los canales de longitud transmitan datos de varios flujos de tráfico de baja velocidad, los cuales son multiplexados en la capa eléctrica con técnicas como por ejemplo TDM (*Time Division Multiplexing*). El *Traffic Grooming* se define como la provisión eficiente de varias conexiones clientes con diversas necesidades de tasa de datos, sobre un mismo *lightpath* [17].

El *Traffic Grooming* se puede clasificar según las restricciones en los circuitos virtuales o *lightpaths* [18] como: (1) *Single Hop Traffic Grooming* el cual se da cuando las solicitudes de tráfico solamente se pueden multiplexar en los nodos origen y destino, y (2) *Multi Hop Traffic Grooming* cuando las solicitudes de tráfico pueden multiplexarse en los nodos origen, destino y en nodos intermedios, es decir, la solicitud de tráfico

puede pasar por uno o más *lightpaths* desde el nodo origen al nodo destino.

En este trabajo se consideran nodos con capacidades de *Multi Hop Traffic Grooming* y se utiliza el modelo de grafo auxiliar de *Grooming* propuesto en [19] por Zhu *et al.*, el cual se adaptó de acuerdo a la arquitectura de red de sustrato. El método del grafo auxiliar de *Grooming* se explica en detalle en la sección IV.

IV. ALGORITMO SD-MAPPING

El algoritmo heurístico propuesto en este trabajo, denominado *Sd-Mapping*, primero realiza un pre-procesamiento de la topología física para luego resolver el mapeo de nodos y el mapeo de enlaces en dos fases de manera coordinada. Esto significa que los 2 sub-problemas se resuelven de manera separada pero no de forma independiente ya que el mapeo de nodos tienen en cuenta la distancia geográfica entre nodos físicos a fin de obtener mejores resultados en el mapeo de enlaces, lo cual no es tenido en cuenta en el algoritmo propuesto por Zhang *et al.* en [1] tomado como referencia.

En el Algoritmo 1, se esquematiza la función de pre-procesamiento, que consiste en realizar $|N|$ corridas del algoritmo de Dijkstra [20] tomando en cada corrida como nodo inicial un nodo físico diferente, donde $|N|$ indica la cardinalidad del conjunto de nodos de sustrato. En cada corrida se almacena la cantidad de saltos para cada par de nodos en la *Tabla de Distancias (TD)*, que posteriormente es utilizada en el mapeo de nodos y enlaces.

Para el mapeo de nodos, detallado en el Algoritmo 2, primero se ordenan las redes virtuales en orden no ascendente de acuerdo a la cantidad total de unidades de procesamiento (ejemplo CPU) requeridas por las redes virtuales. Considerando este orden, para cada red virtual se realiza un recorrido por niveles o en anchura tomando el nodo con mayor requerimiento de CPU como nodo inicial.

Algoritmo 1: Pre-procesamiento de la topología

Resultado: TD tabla de distancias

Datos: SN red de sustrato

```

1 para cada nodo en  $N$  hacer
2   |   Aplicar el algoritmo del camino más corto de
   |   Dijkstra y guardar los caminos encontrados ;
3 fin
4 para cada camino en lista de caminos hacer
5   |   Insertar distancia en TD ;
6 fin

```

Para cada nodo virtual visitado *Sd-Mapping* crea un conjunto de nodos físicos candidatos de la red sustrato. Un nodo forma parte de este conjunto si cumple con las siguientes condiciones: (1) La distancia al ultimo nodo físico mapeado debe ser menor al parametro DM. En caso del primer nodo virtual se considera todos los nodos de la red de sustrato. (2) El nodo físico debe tener capacidad suficiente para alojar al nodo virtual, es decir, la cantidad disponible de CPU en el nodo físico debe ser mayor o igual al requerimiento de CPU

Algoritmo 2: Mapeo de nodos

Datos: SN red de sustrato, VNR conjunto requerimientos de redes virtuales, TD tabla de distancias, DM distancia máxima;

```

1 Ordenar VNR en orden descendente de acuerdo a la
  cantidad total de CPU requerida;
2 para cada  $VNR^i$  en VNR hacer
3   |   para cada nodo en  $VNR^i$  hacer
4     |   mientras nodo no mapeado hacer
5       |   Obtener lista de candidatos por DM;
6       |   si lista de candidatos vacia entonces
7         |   Aumentar distancia máxima DM;
8       |   en otro caso
9         |   Seleccionar nodo físico en candidatos;
10        |   Actualizar nodo físico;
11        fin
12      fin
13    fin
14 fin

```

del nodo virtual. (3) No se consideran los nodos físicos que hayan sido utilizados para mapear otro nodo de la misma red virtual, es decir, dos nodos de una misma red virtual no pueden ser mapeados en el mismo nodo físico.

Una vez que se tiene la lista de nodos candidatos se elige el nodo con menor cantidad de recursos disponible. Si este conjunto de nodos candidatos es vacío, la distancia DM se aumenta hasta encontrar un conjunto con al menos un elemento o hasta que no queden nodos físicos; en este último caso, el algoritmo finaliza sin éxito ya que no se considera el rechazo de redes virtuales en este trabajo.

El primer paso en el mapeo de enlaces (Algoritmo 3) es crear la *matriz de tráfico (MT)* de $N \times N$ de acuerdo al estado final de las redes virtuales al finalizar el mapeo de nodos.

Después de calcular la matriz de tráfico, primero se mapean los enlaces que tienen menor cantidad de saltos según la tabla de distancias *TD*. Si la tasa de datos del tráfico a mapear es mayor a la capacidad de un canal de longitud de onda, el tráfico se divide en dos, una parte ocupa la capacidad total de una longitud de onda y la otra parte se utiliza en otra longitud de onda.

Las solicitudes de tráfico se mapean utilizando el modelo conocido como grafo auxiliar de *Grooming* [19]. El grafo auxiliar se debe construir para cada solicitud de tráfico e indica los recursos disponibles en la red de sustrato. En la figura 2 se muestra un ejemplo del grafo auxiliar de *Grooming* para una red óptica de 3 nodos con un *lightpath* entre el nodo 1 y el nodo 3, establecido previamente a la construcción del grafo auxiliar.

El grafo de *Grooming* tiene dos capas: una capa eléctrica y una capa óptica. Los nodos en cada capa corresponden a los nodos de la topología física. Hay tres tipos de enlaces en el grafo de *grooming*. Los enlaces se crean de acuerdo al estado de la topología física y a la solicitud de tráfico.

1. Un *wavelength edge* entre dos nodos en la capa óptica indica que existe un enlace de fibra entre los dos nodos

- con al menos una longitud de onda libre.
- Un *lightpath edge* entre dos nodos en la capa eléctrica indica que existe un *lightpath* entre ambos nodos y que el *lightpath* tiene suficiente capacidad para soportar otra demanda de tráfico.
 - Un *transponder edge* conecta dos nodos entre las capas eléctrica y óptica e indica una conversión eléctrica a óptica (E/O) u óptica a eléctrica (O/E); es decir, un dispositivo capaz de agrupar varios requerimientos de tráfico con baja tasa de datos en un sólo tráfico mediante técnicas de TDM.

Algoritmo 3: Mapeo de enlaces

Datos: SN red de sustrato, VNR^i requerimientos de redes virtuales, TD tabla de distancias, C capacidad del canal de una longitud de onda

- 1 Generar la matriz de tráfico MT según VNR^i y ordenar de manera ascendente de acuerdo a la cantidad de saltos según TD;
- 2 **mientras** MT no vacía **hacer**
- 3 Seleccionar solicitud tráfico ST en orden;
- 4 **si** $ST > C$ **entonces**
- 5 Dividir la ST y asignar una longitud distinta a cada st según C;
- 6 **fin**
- 7 Generar grafo auxiliar de *grooming* según st, estado de la red y políticas de grooming;
- 8 Aplicar *multihop traffic grooming* utilizando el algoritmo de Dijkstra entre el nodo origen y destino del tráfico en la capa eléctrica del grafo auxiliar para cada st;
- 9 **si** camino contiene *lightpath edge* **entonces**
- 10 Encaminar la st haciendo *traffic grooming* por el/los *lightpaths* correspondientes;
- 11 **en otro caso**
- 12 Encaminar el tráfico estableciendo nuevos *lightpaths* por los enlaces correspondientes a los *wavelength edges*;
- 13 **fin**
- 14 Actualizar los recursos de la red como utilización de longitudes de onda o *lightpaths* establecidos;
- 15 **fin**

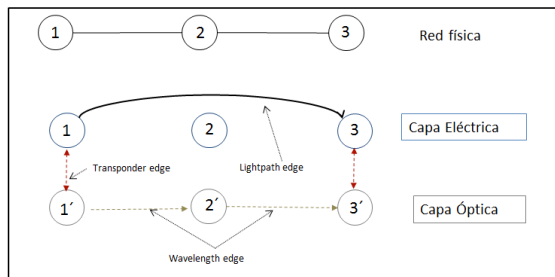


Figura 2: Grafo Auxiliar de *Grooming* para redes WDM.

Para cada solicitud de tráfico se debe construir el grafo auxiliar de *grooming* y asignar los pesos correspondientes a los distintos tipos de enlaces. Los pesos de los enlaces se determinan de acuerdo al estado de la red, a la solicitud de tráfico y a la política de *grooming*.

Las políticas de *grooming* se implementan sobre el grafo auxiliar modificando los pesos de los 3 tipos de enlaces. De esta manera, el algoritmo de enrutamiento puede seleccionar la ruta que minimice los recursos que el operador de red considere en un momento dado. Las políticas utilizadas en este trabajo se detallan en la sección VI.

Una vez que el grafo de *grooming* es construido, la ruta de cada solicitud de tráfico se determina ejecutando el algoritmo del camino más corto de Dijkstra [20] entre el origen y destino de la demanda de tráfico en la capa eléctrica del grafo de *grooming*. Si un *lightpath edge* es seleccionado, la demanda de tráfico se mapea a través del correspondiente *lightpath* establecido en pasos anteriores; es decir, se hace *grooming* con el/los *lightpaths* seleccionados. Si el camino contiene *wavelength edge* y *transponder edge* se debe crear un nuevo *lightpath* para mapear la demanda. El método asignación de longitudes de onda utilizado es el FF o *first fit* debido a que es preferido en la práctica por su baja complejidad computacional y buen desempeño en distintas métricas [21]. Una vez terminado el mapeo de una solicitud de tráfico se actualiza el estado de la red. Este proceso se repite hasta mapear todos los requerimientos de la matriz de tráfico MT.

Para hallar la cota asintótica de complejidad del algoritmo propuesto se deben sumar las 3 partes del mismo. Para el preprocesamiento se tiene $O(|E| * |N| + |N|^2 \log |N|)$ donde $|E|$ indica la cardinalidad del conjunto de enlaces E y $|N|$ indica la cardinalidad del conjunto de nodos N , todo esto de la red física. En el mapeo de nodos, ordenar los requerimientos tiene un costo de $O(|M| + |VNR| \log |VNR|)$ donde $|VNR|$ es la cardinalidad del conjunto de requerimientos de redes virtuales VNR y $|M|$ indica la cardinalidad del total de nodos virtuales M . La asignación del total de nodos virtuales tiene una complejidad de $O(|M| * |N|)$. Para el mapeo de enlaces, primero se debe crear y ordenar la matriz de tráfico, esto tiene un costo de $O(|L| + |N|^2 + |N| \log |N|)$ donde $|L|$ indica la cardinalidad del total de enlaces virtuales L . Luego para cada solicitud de tráfico se debe crear el grafo auxiliar de *grooming* con una complejidad de $O(2w|E| + 2|N|)$ donde w indica la cantidad de longitudes de onda disponible. Para mapear la solicitud de tráfico se debe aplicar el algoritmo de Dijkstra al grafo auxiliar de *grooming* con una complejidad de $O(2w|E| + 2|N| \log 2|N|)$ para cada solicitud de tráfico. En el peor caso la cantidad de elementos de la matriz es $O(|N|^2)$. Finalmente, el tiempo de ejecución del algoritmo *Sd-Mapping* queda acotada por $O(|M| * |N| + |N|^3 \log |N|)$.

V. EJEMPLO ILUSTRATIVO

En esta sección se muestra un ejemplo del algoritmo *Sd-Mapping* en una topología sencilla.

A. Mapeo de Nodos

En la figura 3 se puede observar una red de sustrato con 6 nodos y 7 enlaces. En cada nodo se indica las unidades

de procesamiento disponible, en este caso, unidades de CPU. Además, las distancias entre los nodos corresponden directamente a los saltos físicos. También se puede visualizar la red virtual que se quiere mapear. Los requerimientos de CPU de cada nodo virtual se muestran al costado de cada nodo. El nodo N_2 es seleccionado como primer nodo virtual debido a que demanda la mayor cantidad de requerimientos de CPU. Como no existen previas asignaciones, el conjunto de nodos candidatos lo forman todos los nodos de la red física que tengan mayor o igual capacidad que los requerimientos del nodo N_2 . El nodo físico F es seleccionado por el algoritmo *Sd-Mapping* ya que es el nodo con menor cantidad de recursos disponibles.

En la figura 4 se muestra la búsqueda de nodos candidatos para el nodo N_1 , que es seleccionado por el recorrido por niveles como segundo nodo virtual a mapear. Para este ejemplo, la distancia máxima inicial fue configurada en 1, por lo tanto, los nodos candidatos son los nodos E y D. Luego el nodo D es seleccionado para mapear el nodo virtual N_1 .

El recorrido en forma por niveles sigue con el nodo vecino N_4 y luego de hallar el conjunto candidato, se asigna al nodo físico C. Como ya no quedan vecinos de N_2 , el recorrido continúa con los vecinos de N_1 . El último nodo virtual seleccionado es N_3 y se repite el proceso de búsqueda de nodos candidatos y selección del nodo físico. Los cantidad de CPU disponible en cada nodo físico se debe actualizar luego de cada asignación.

B. Mapeo de Enlaces

Posteriormente al mapeo de nodos, se procede a elaborar una matriz de tráfico sumando el tráfico de distintos enlaces virtuales que tengan el mismo par de nodos origen-destino en la red de sustrato física.

De manera a ejemplificar el mapeo de enlaces se toma un subconjunto de enlaces virtuales de esta matriz de tráfico, con dos solicitudes de tráfico: (1) F - D y (2) F - C. Cada tráfico requiere una tasa de datos de 622 Mbps (OC-12). La capacidad

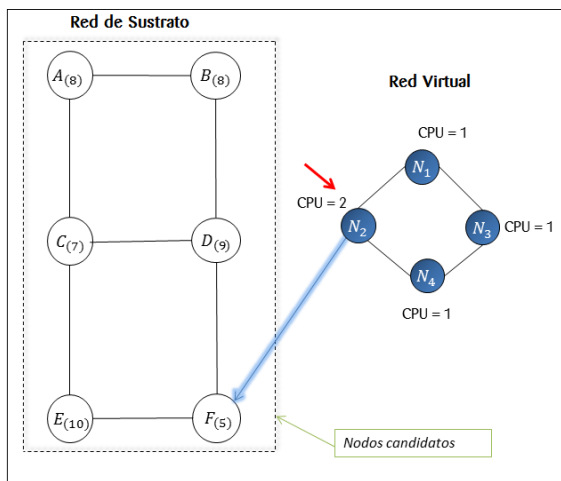


Figura 3: Asignación del primer nodo virtual a nodo F.

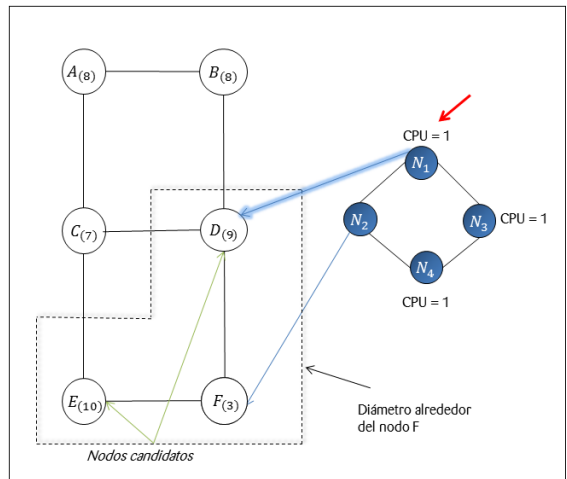


Figura 4: Asignación del segundo nodo virtual a nodo D.

de los canales ópticos son de 2.5 Mbps (OC-48) y cada enlace tiene 2 canales de longitud de onda disponible. El peso de los distintos tipos de enlaces es determinado por la política de *grooming* y el estado de la red. En el ejemplo, la política prefiere hacer *grooming* antes que establecer nuevos *lightpaths* (el peso del *lightpath edge* es menor al de un *wavelength edge* y al de un *transponder edge*).

En la figura 5 y 6 se puede ver el grafo auxiliar de *grooming* construido para mapear la primera (F - D) y segunda (F - C) solicitud de tráfico. Se elige primero (F - D) debido a que tiene menor cantidad de saltos físicos que el requerimiento de (F - C). Para la primera solicitud se agregaron los nodos y enlaces en la capa óptica, luego los nodos en la capa eléctrica (F' y

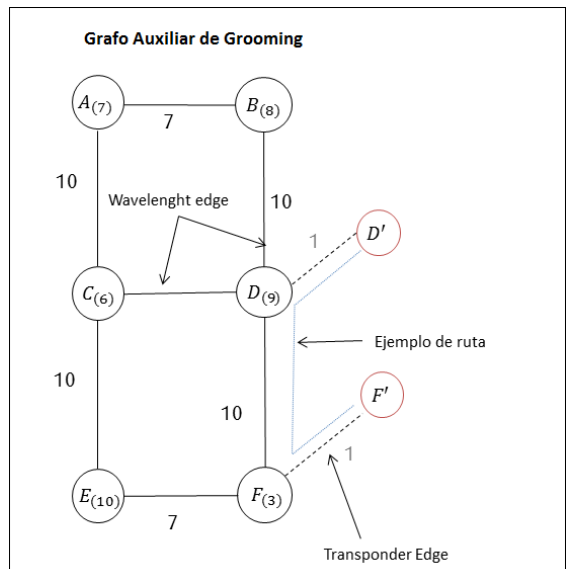


Figura 5: Asignación de la primera solicitud de tráfico

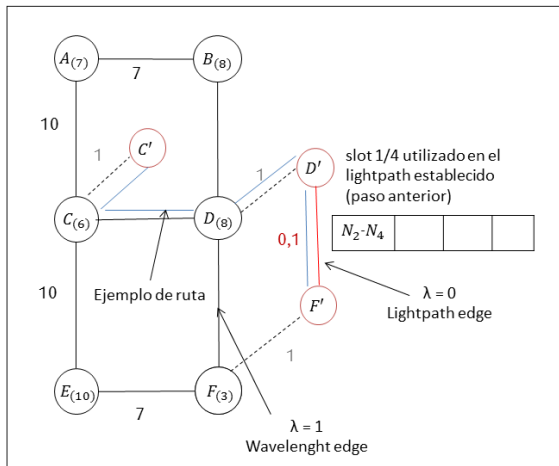


Figura 6: Asignación de la segunda solicitud de tráfico.

D') y los enlaces *transponder edge* F'-F y D'-D, estos últimos indican un dispositivo capaz de realizar *grooming*. La ruta más corta seleccionada pasa por los nodos F', F, D y D'. Luego, un *lightpath* se debe establecer entre los nodos F y D en la primera longitud de onda libre.

Para el requerimiento (F - C) se construye nuevamente el grafo auxiliar y luego se debe encontrar el camino más corto que una los nodos en la capa eléctrica del grafo de *grooming*. Se puede observar que en la capa óptica existe un *wavelength edge* para cada enlace de fibra, esto es porque se tienen 2 longitudes de onda por enlace, por lo tanto existe al menos una longitud de onda libre por enlace óptico. Al pasar por el *lightpath edge* [F',D'] se debe realizar *grooming* con el *lightpath* correspondiente. Luego, el camino baja a la capa óptica del grafo auxiliar en el nodo D para volver a subir a la capa eléctrica en el nodo C', esto indica que un nuevo *lightpath* debe establecerse entre el nodo D y C.

En la figura 7 se puede ver el estado final de la red de sustrato luego mapear los 2 enlaces virtuales. Se puede notar que el tráfico utilizado en el *lightpath* [F,D] es de 1244 Mbps multiplexando 2 enlaces virtuales mientras que el *lightpath* [D,C] es de 622 Mbps correspondiente a 1 enlace virtual.

VI. PRUEBAS EXPERIMENTALES

Para la ejecución de las pruebas fue desarrollado un simulador para redes WDM. El simulador cuenta con un programa principal que recibe como entrada una red de sustrato, un conjunto de redes virtuales, un algoritmo y una política de *Grooming*. La red de sustrato y los requerimientos de redes virtuales se encuentran almacenados en archivos o pueden ser generados por el simulador aleatoriamente, en este último caso, se guardan las redes generadas en un archivo para futuras corridas. El programa principal se encarga de ejecutar el algoritmo recibido como entrada sobre las instancias de prueba (conjunto de requerimientos de redes virtuales y red de sustrato). La salida del programa es una red de sustrato con todos los recursos actualizados. El simulador cuenta con un módulo que realiza el cálculo de las métricas utilizadas.

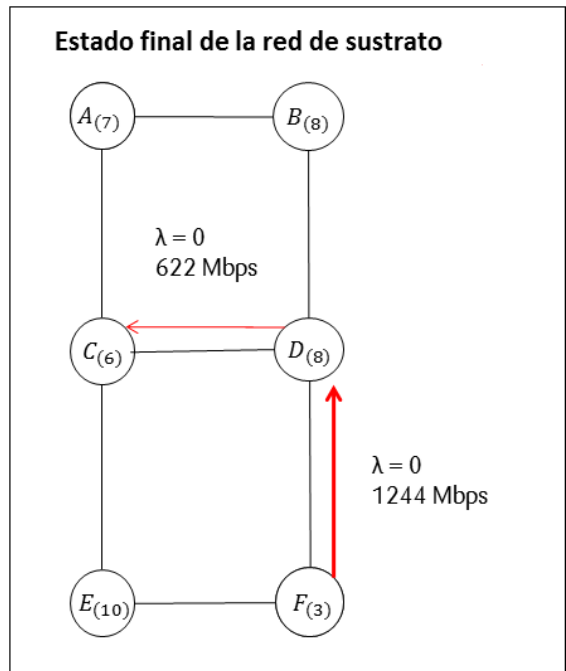


Figura 7: Red física luego del mapeo de enlaces.

El algoritmo propuesto es comparado con el algoritmo *Min-Mapping* de Zhang *et al.*, propuesto en [1], al que consideramos como una referencia del estado del arte por ser el único trabajo encontrado en la literatura especializada que propone la virtualización de redes en redes ópticas WDM con *traffic grooming*. Con el fin de validar los resultados se realizaron varias pruebas sobre 3 topologías de redes distintas obteniéndose resultados que describen a continuación. Adicionalmente, se realizó un estudio del desempeño de 5 políticas de *grooming* distintas, una de las cuales es propuesta en este trabajo.

Las pruebas se realizaron sobre las siguientes topologías de redes ópticas: *National Science Foundation* (NSFNET) [1], la red USNET [22] y la CARRIER-1 propuesta en [23]. Las redes de pruebas en el orden citado se pueden ver en las figuras 8, 9 y 10.

En la tabla I se puede observar algunos datos sobre las topologías utilizadas. Se muestra la cantidad de nodos, enlaces, promedio del grado de salida de los nodos, grado máximo y

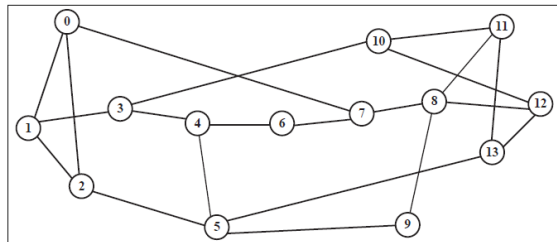


Figura 8: Red NSFNET

mínimo de salida y la cantidad de nodos con el grado de salida máximo y mínimo. Los costos de utilización de los enlaces físicos son proporcionales a la longitud de los enlaces de fibra, los cuales varían entre 250 y 2600 km.

A continuación se citan las suposiciones adoptadas para este trabajo.

1. El número de fibras por enlace óptico es igual a dos (uno por cada dirección).
2. El número de canales de longitudes de onda disponible por cada enlace óptico es 40.
3. Cada canal de longitud de onda soporta una tasa de datos de 40 Gbps.
4. Todos los nodos ópticos están equipados con dispositivos capaz de realizar *grooming*.
5. Cada nodo puede estar o no asociado a un *Datacenter* con una capacidad de procesamiento conocida.
6. Cada nodo asociado a un *Datacenter* tiene una capacidad de procesamiento que varía entre 1000 y 1500 unidades (ejemplo: MIPS o CPU).
7. Cada red virtual se compone de entre 4 a 7 nodos virtuales con distribución uniforme.
8. Los nodos virtuales requieren una cantidad de unidades de CPU que varía entre 15 y 30 unidades.
9. El grado de salidad de los nodos virtuales varía entre 2 y 3 con distribución uniforme.
10. Cada enlace virtual requiere una tasa de datos igual a 10 Gbps.
11. Cada enlace virtual requiere una conexión por cada dirección.

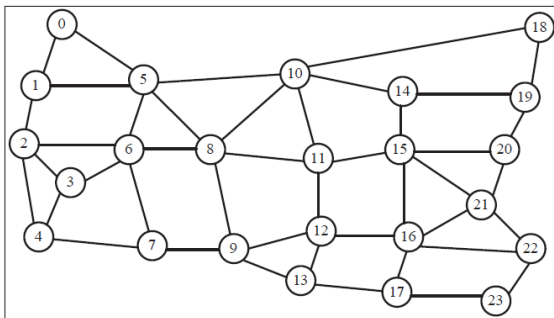


Figura 9: Red USNET

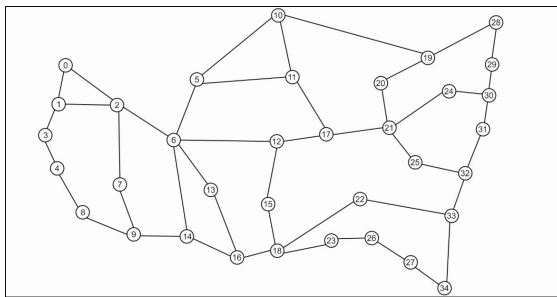


Figura 10: Red CARRIER-1

Estos valores son iguales a los valores utilizados en [1] con excepción de las unidades de procesamiento que eran fijos de 1000 unidades en el trabajo de Zhang *et al.*

En este trabajo se tuvieron en cuenta 5 políticas de *grooming*, las cuales definen las relaciones de costos o pesos que se consideran entre los distintos tipos de enlaces en el grafo auxiliar. La Tabla II muestra éstos valores y las políticas se explican a continuación.

- Short-distance (S-distance): Esta política es propuesta en este trabajo. La política intenta minimizar la cantidad de *lightpaths* establecidos y a la vez, se prefieren los caminos que tengan menor cantidad de *lightpaths*.
- Load Balancing (LB) [24]: Esta política intenta realizar un balanceo de carga por toda la red de sustrato. Para implementar la política LB con *Traffic Grooming* la nueva conexión debe ser enrutada a través de los enlaces de fibra con menor carga.
- MinLps [19]: Esta política busca minimizar el número de *lightpaths* establecidos.
- MinHops [19]: Esta política busca minimizar el número de *lightpaths* que utiliza un enlace virtual al ser mapeado.
- MinThp [19]: Esta política busca minimizar el número de enlaces de fibra que atraviesa un enlace virtual.

La tabla III muestra las variables utilizadas en los distintos tipos de enlaces del grafo auxiliar de *grooming*. Estas variables indican estados o propiedades de los enlaces ópticos de la red de sustrato. La variable D en la política S-distance tiene un peso mucho mayor que los otros tipos de enlaces y su valor es proporcional a la longitud real en km de los enlaces de fibra. La variable P utilizada todas las políticas menos en LB, representa los saltos físicos de un *lightpath* y tiene gran influencia en MinThp donde represente el mayor peso entre los 3 tipos de enlaces, mientras que para las otras políticas tiene menor influencia al ser de orden menor que los pesos de otros enlaces. En la política LB, las variables U y V son utilizadas para realizar el balanceo de carga dando mayor peso a los enlaces más utilizados, tanto en la capa eléctrica como en la capa óptica.

Uno de los objetivos principales de los algoritmos VONE en la versión estática es minimizar los costos de utilización de los recursos de la red óptica [25]. Las soluciones encontradas por los algoritmos se compararon teniendo en cuenta las siguientes métricas de calidad:

1. **Costo ponderado:** Se define como la sumatoria de *lightpaths* multiplicado por el costo del enlace que es

Tabla I: Estadísticas sobre topologías de redes.

	Cantidad de nodos	Cantidad de enlaces	Grado de salida promedio	Grado de salida mínimo	Grado de salida máximo	Nodos con el grado min.	Nodos con el grado max.
NSFNET	14	22	3	3	3	2	13
USNET	25	45	3,5	2	5	2	5
CARRIER-1	38	46	2,6	2	5	18	1

Tabla II: Pesos del grafo auxiliar para las políticas de grooming.

	Lightpath edge	Wavelength edge	Transponder edge
S-distance	$P \times 10^{-7}$	$1 \times D$	1
LB	V	$U+10^{-5}$	0
MinHops	$1 + P \times 10^{-7}$	10^{-5}	0,5
MinLps	$1 + P \times 10^{-7}$	10^{-5}	10^3
MinThp	P	$1 + 10^{-5}$	0

Tabla III: Variables para las políticas de grooming.

Variabes	Descripción
D	Distancia proporcional a la longitud de la fibra en km
P	Cantidad de saltos físicos de un Lightpath
U	Cantidad de longitudes de onda utilizadas en una fibra óptica
V	Cantidad total de longitudes de ondas utilizadas en todos los enlaces por los que pasa un Lightpath

proporcional a la longitud real de los enlaces de fibra [1].

2. **Longitudes de Onda:** Se define como la cantidad de longitudes de onda que utiliza el enlace de fibra más cargado.
3. **Utilización de grooming ports:** Se define como la cantidad de dispositivos de grooming utilizados para mapear los enlaces virtuales.
4. **Promedio de saltos físicos:** Cantidad promedio de enlaces de fibra que se utilizaron para mapear los enlaces virtuales.

Estas 4 métricas se pueden tomar como ejemplo de CAPEX (*capital expenditures*), OPEX (*operational expenditures*) o ambos en algunos casos. Los CAPEX representan costos de inversión en equipamiento mientras que los OPEX representan los costos operativos del proveedor de infraestructura.

VII. EVALUACIÓN DE RESULTADOS

Las tablas IV, V, VI y VII muestran los resultados de las diferentes corridas. Los resultados desfavorables para el algoritmo propuesto se muestran en color rojo.

Se puede observar que *Sd-Mapping*, propuesto en este trabajo, tiene mejores resultados que *Min-Mapping* propuesto en [1] en todas las instancias para las siguientes métricas: costo ponderado, utilización de longitudes de onda y promedio de saltos físicos. Es decir, el algoritmo propuesto supera ampliamente a *Min-Mapping* en tres de las cuatro métricas en las topologías de prueba consideradas.

En la utilización de *grooming ports*, *Sd-Mapping* logra en general mejores resultados en la topología NSFNET y USNET, mientras que *Min-Mapping* casi siempre tiene mejor desempeño en la red denominada Carrier-1. La diferencia de *grooming ports* en la topología Carrier-1 en general es menor al 10%, a excepción de la política S-distance donde existe

Tabla IV: Resultados para la topología NSFNET

Políticas	N	Costo		Longitudes de onda		Grooming ports	
		Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map
S-distance	5	18,33	25,67	2,33	3,33	65,33	65,33
	15	44,33	71,40	4,33	8,00	94,67	99,67
	30	85,92	131,07	10,33	14,33	172,33	181,00
	50	141,33	223,57	16,00	25,33	282,00	299,67
LB	5	28,37	39,57	2,00	3,00	49,00	52,33
	15	58,63	86,43	5,33	6,67	91,33	96,33
	30	106,50	148,77	9,00	13,00	166,67	174,00
	50	175,83	249,47	14,33	22,00	277,67	292,00
MinHops	5	30,53	40,60	3,00	5,67	46,67	50,67
	15	48,80	80,80	5,00	12,33	90,67	96,00
	30	92,27	143,53	10,33	21,00	166,67	173,33
	50	149,07	242,40	16,67	36,00	242,67	290,67
MinLps	5	17,20	35,17	2,00	5,33	52,67	58,00
	15	45,60	77,13	4,67	12,00	94,00	97,33
	30	87,07	119,47	10,33	20,67	168,67	175,33
	50	143,73	236,47	16,00	35,33	280,67	297,33
MinThp	5	21,60	36,47	2,00	5,33	50,67	56,00
	15	48,80	78,30	5,00	11,67	90,67	98,00
	30	88,53	140,60	10,33	20,67	166,67	175,67
	50	145,60	239,90	16,00	35,67	278,67	293,00

una diferencia del 23% en el peor caso. Cabe resaltar que si bien *Min-Mapping* logra reducir ligeramente la utilización de *grooming ports* en la última topología, en las otras métricas, tiene peores resultados en un factor entre el 40% y 60%, inclusive llegando a duplicar los valores en el promedio de saltos físicos.

En resumen, las soluciones encontradas por el algoritmo propuesto son siempre mejores al algoritmo de referencia en 3 de las 4 métricas consideradas y eventualmente algo peores en una única métrica por lo que al considerar una comparación de dominancia en sentido Pareto [16] se puede concluir que las soluciones encontradas por el algoritmo propuesto dominan o son no-comparables con el algoritmo del estado del arte, pero en ninguno de los experimentos realizados (3 redes por 5 políticas por 4 niveles de carga por 5 requerimientos diferentes = 300 experimentos) el algoritmo de referencia logró dominar en el sentido Pareto a las soluciones encontradas por el algoritmo propuesto. Teniendo en cuenta el concepto de preferencia [16], donde se cuenta la cantidad de métricas con mejores resultados, las soluciones de *Sd-Mapping* son preferidas a las soluciones de *Min-Mapping* en todos los casos.

A. Desempeño de las políticas de grooming:

A continuación se presenta un breve análisis del desempeño de las políticas de grooming con el algoritmo propuesto.

Las políticas S-distance, MinLps y MinThp tienen valores similares para el costo ponderado y son las de mejor desempeño en esta métrica. Las políticas S-distance y MinLps tienen buenos resultados debido a que buscan minimizar la cantidad de *lightpaths*. Por otra parte, la política MinThp busca minimizar la cantidad de saltos físicos y es la que tiene mejores resultados experimentales en el promedio de saltos físicos.

Tabla V: Resultados para la topología USNET

Políticas	N	Costo		Longitudes de onda		Grooming ports	
		Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map
S-distance	5	30,11	62,75	3,00	6,00	52,00	57,00
	15	69,96	158,21	8,00	16,00	74,00	74,00
	30	148,77	310,57	15,00	30,00	148,00	154,00
	50	239,20	515,80	25,00	40,00	242,00	249,00
LB	5	66,44	119,66	2,00	3,00	40,00	41,00
	15	131,59	208,60	5,00	6,00	72,00	72,00
	30	248,26	410,23	9,00	13,00	146,00	144,00
	50	410,70	672,80	15,00	21,00	238,00	239,00
MinHops	5	42,16	87,66	4,00	8,00	40,00	40,00
	15	76,06	162,31	8,00	16,00	72,00	72,00
	30	151,62	324,62	16,00	32,00	144,00	144,00
	50	247,78	556,43	26,00	40,00	236,00	236,00
MinLps	5	33,36	72,35	4,00	8,00	47,00	45,00
	15	70,56	158,46	8,00	16,00	74,00	74,00
	30	151,62	324,62	16,00	32,00	144,00	144,00
	50	243,93	544,03	26,00	40,00	238,00	242,00
MinThp	5	35,26	77,01	3,00	7,00	44,00	42,00
	15	75,71	160,46	8,00	16,00	72,00	74,00
	30	149,62	315,27	16,00	31,00	146,00	147,00
	50	239,58	537,08	25,00	40,00	242,00	246,00

Tabla VI: Resultados para la topología Carrier1

Políticas	N	Costo		Longitudes de onda		Grooming ports	
		Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map
S-distance	5	18,95	42,27	4,00	5,33	58,00	61,00
	15	46,90	130,28	8,00	15,33	120,67	112,33
	30	114,14	220,14	10,26	21,00	320,22	241,67
	50	194,29	315,30	12,33	30,67	505,87	391,33
LB	5	38,81	82,08	3,00	4,67	51,67	49,00
	15	92,19	186,62	7,15	12,00	112,43	102,67
	30	144,78	285,14	9,43	16,33	234,78	204,67
	50	220,73	398,68	11,33	21,33	372,00	349,00
MinHops	5	24,00	64,92	5,33	6,67	48,00	48,00
	15	72,40	150,57	11,33	16,33	121,33	102,67
	30	131,97	265,41	13,33	24,67	228,00	196,00
	50	187,52	384,94	16,00	31,33	338,67	325,33
MinLps	5	17,33	55,53	4,67	6,00	54,67	53,33
	15	56,58	174,20	9,33	16,00	126,00	106,67
	30	99,92	241,57	13,00	23,00	254,67	209,00
	50	162,13	348,28	13,33	28,67	356,33	341,67
MinThp	5	15,93	58,12	3,00	6,33	59,33	49,67
	15	53,12	147,52	9,00	16,67	141,67	103,33
	30	91,30	244,30	11,67	23,67	291,00	206,67
	50	152,98	348,44	12,33	29,00	382,00	352,67

Tabla VII: Promedio de saltos físicos para las 3 topologías

	NSFNET		USNET		CARRIER-1	
	Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map	Sd-map	Min-map
S-distance	1,47	2,66	1,78	3,94	2,71	5,39
LB	1,83	2,6	2,85	4,82	3,01	5,42
MinLps	1,41	2,48	1,80	3,94	2,38	5,18
MinHops	1,37	2,27	1,7	3,64	2,18	4,55
MinThp	1,35	2,18	1,67	3,56	2,11	4,51

Se puede observar que claramente la política LB presenta un costo mucho mayor que las demás políticas en las 3 topologías. Como LB distribuye la carga por los enlaces, establece más *lightpaths* que las demás políticas y el costo es mucho mayor, a diferencia de las otras políticas que prefieren reutilizar los *lightpaths* ya establecidos.

Sin embargo, la política LB es la que claramente logra la menor utilización de longitudes de onda, ahorrando hasta el 30 % de longitudes de onda con relación a las demás políticas.

En el uso de *grooming ports*, la política que presenta mejores resultados es MinHops, como se podría esperar, dado que MinHops busca minimizar la cantidad de *lightpaths* que una nueva conexión atraviesa; por lo tanto, realiza la menor cantidad de conversiones OEO para mapear un enlace virtual.

VIII. CONCLUSIONES Y TRABAJOS FUTUROS

El algoritmo propuesto (*Sd-Mapping*) se evaluó con las siguientes 4 métricas: costo ponderado de asignación de redes virtuales, promedio de saltos físicos, utilización de longitudes de onda y de dispositivos con capacidad de *grooming*. Los resultados experimentales fueron comparados con el algoritmo *Min-Mapping* considerado como referencia del estado del arte. Estos resultados experimentales demostraron que la propuesta es una alternativa válida, puesto que mejora considerablemente la utilización de los recursos físicos disponibles en la red de sustrato.

Teniendo en cuenta las relaciones de dominancia de Pareto y preferencia [16], se puede concluir que las soluciones encontradas por el algoritmo propuesto dominan en el sentido de Pareto al algoritmo de referencia o son preferidas pero en ningún caso las soluciones encontradas por el algoritmo propuesto son dominadas o preferidas por el algoritmo de referencia en las tres topologías de prueba y bajo las condiciones experimentales consideradas.

Adicionalmente, fueron evaluadas las políticas de *Grooming* sobre los algoritmos. Los resultados indican lo siguiente:

- El balanceo de carga (política LB) mejora la utilización de longitudes de onda en la red de sustrato pero aumenta los costos operativos.
- Las políticas MinThp y S-distance producen menor costo ponderado en las asignaciones de redes virtuales.
- La política MinHops disminuye la cantidad de dispositivos de *grooming* utilizados.
- La política MinThp mejora la cantidad de saltos físicos y presenta buenos resultados para el costo ponderado.
- La política MinThp es la preferida teniendo en cuenta las 4 métricas simultáneamente en la mayoría de las instancias de pruebas sobre las 3 topologías estudiadas.
- No se encontró una política que pueda mejorar más de una métrica al mismo tiempo.

En resumen, los principales aportes de este trabajo son:

- Un nuevo algoritmo de asignación de recursos para el problema VONE utilizando *traffic grooming*, cuyas pruebas experimentales arrojan mejores resultados que los obtenidos con el algoritmo *Min-Mapping* tomado como referencia del estado del arte en las instancias consideradas.

- Un simulador de redes ópticas WDM para pruebas y evaluación de desempeño de algoritmos de asignación de recursos a redes virtuales, programado en el lenguaje Java 7.
- Un análisis del desempeño de las políticas de *Grooming*.

A. Trabajos Futuros

Se proponen los siguientes trabajos futuros:

- Realizar el mapeo de enlaces y el mapeo de nodos de forma simultánea para el problema VONE utilizando diferentes meta-heurísticas.
- Desarrollar un algoritmo para el problema VONE buscando optimizar simultáneamente las 4 métricas considerados en este trabajo.
- Adaptar el algoritmo *Sd-Mapping* para redes ópticas heterogéneas (*Mixed Line Rate*, *Flexible Grid*, etc).

BIBLIOGRAFÍA

- [1] S. Zhang, L. Shi, C. S. Vadrevu, y B. Mukherjee, "Network virtualization over wdm and flexible-grid optical networks" *Optical Switching and Networking*, vol. 10, no. 4, páginas. 291–300, 2013.
- [2] A. Bavier, N. Feamster, M. Huang, L. Peterson, y J. Rexford, "In vini veritas: realistic and controlled network experimentation" en *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 36, páginas. 3–14, ACM, 2006.
- [3] D. Schwerdel, D. Hock, D. Günther, B. Reuther, P. Müller, y P. Tran-Gia, "Tomato-a network experimentation tool" en *Testbeds and Research Infrastructure. Development of Networks and Communities*, páginas. 1–10, Springer, 2012.
- [4] N. McKeown, T. Anderson, H. Balakrishnan, G. Parulkar, L. Peterson, J. Rexford, S. Shenker, y J. Turner, "Openflow: enabling innovation in campus networks" *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 38, no. 2, páginas. 69–74, 2008.
- [5] A. Tzanakaki, M. Anastasopoulos, K. Georgakilas, J. Buysse, M. De Leenheer, C. Develder, S. Peng, R. Nejabati, E. Escalona, D. Simeonidou, y others, "Energy efficiency in integrated it and optical network infrastructures: the geysers approach" en *Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS), 2011 IEEE Conference on*, páginas. 343–348, IEEE, 2011.
- [6] N. Feamster, L. Gao, y J. Rexford, "How to lease the internet in your spare time" *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 37, no. 1, páginas. 61–64, 2007.
- [7] D. G. Andersen, "Theoretical approaches to node assignment" *Computer Science Department*, página. 86, 2002.
- [8] N. M. K. Chowdhury, M. R. Rahman, y R. Boutaba, "Virtual network embedding with coordinated node and link mapping" en *INFOCOM 2009, IEEE*, páginas. 783–791, IEEE, 2009.
- [9] M. Melo, S. Sargento, U. Killat, A. Timm-Giel, y J. Carapinha, "Optimal virtual network embedding: Node-link formulation" 2013.
- [10] X. Cheng, S. Su, Z. Zhang, H. Wang, F. Yang, Y. Luo, y J. Wang, "Virtual network embedding through topology-aware node ranking" *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 41, no. 2, páginas. 38–47, 2011.
- [11] E. Dávalos, B. Barán, y D. Pinto, "A survey on virtual optical network embedding" *Conference on Computational Interdisciplinary Science - CCIS'2014. Asunción – Paraguay*.
- [12] L. Gong y Z. Zhu, "Virtual optical network embedding (vone) over elastic optical networks" *Lightwave Technology, Journal of*, vol. 32, no. 3, páginas. 450–460, 2014.
- [13] C. Gao y J. P. Jue, "Virtual optical network embedding considering mixed transparent and translucent virtual links" en *Optical Fiber Communication Conference*, páginas. JW2A–63, Optical Society of America, 2013.
- [14] S. Peng, R. Nejabati, S. Azodolmolky, E. Escalona, y D. Simeonidou, "Virtual optical network composition over single-line-rate and mixed-line-rate wdm optical networks" en *Optical Fiber Communication Conference*, páginas. OW1A–2, Optical Society of America, 2012.
- [15] S. Peng, R. Nejabati, y D. Simeonidou, "Impairment-aware optical network virtualization in single-line-rate and mixed-line-rate wdm networks" *Journal of Optical Communications and Networking*, vol. 5, no. 4, páginas. 283–293, 2013.
- [16] C. von Lücken, B. Barán, y C. Brizuela, "A survey on multi-objective evolutionary algorithms for many-objective problems" *Computational Optimization and Applications*, vol. 58, no. 3, páginas. 707–756, 2014.
- [17] E. Modiano, "Traffic grooming in wdm networks" *Communications Magazine, IEEE*, vol. 39, no. 7, páginas. 124–129, 2001.
- [18] K. Zhu y B. Mukherjee, "Traffic grooming in an optical wdm mesh network" *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 20, no. 1, páginas. 122–133, 2002.
- [19] H. Zhu, H. Zang, K. Zhu, y B. Mukherjee, "Dynamic traffic grooming in wdm mesh networks using a novel graph model" en *Global Telecommunications Conference, 2002. GLOBECOM'02. IEEE*, vol. 3, páginas. 2681–2685, IEEE, 2002.
- [20] E. W. Dijkstra, "A note on two problems in connexion with graphs." *Numerische Mathematik*, vol. 1, páginas. 269–271, 1959.
- [21] H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee, y others, "A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks" *Optical Networks Magazine*, vol. 1, no. 1, páginas. 47–60, 2000.
- [22] S. Zhang, C. Martel, y B. Mukherjee, "Dynamic traffic grooming in elastic optical networks" *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 31, no. 1, páginas. 4–12, 2013.
- [23] J. M. Simmons, *Optical network design and planning*. Springer, 2014.
- [24] L. Ruan, H. Luo, y C. Liu, "A dynamic routing algorithm with load balancing heuristics for restorable connections in wdm networks" *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 22, no. 9, páginas. 1823–1829, 2004.

- [25] A. Fischer, J. F. Botero, M. Till Beck, H. De Meer, y X. Hesselbach, "Virtual network embedding: A survey" *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, vol. 15, no. 4, páginas. 1888–1906, 2013.