



Ingeniare. Revista Chilena de Ingeniería

ISSN: 0718-3291

facing@uta.cl

Universidad de Tarapacá

Chile

Rodríguez García, Arturo; Fernández Ravanales, Washington; Ramírez López, Leonardo  
Enrutamiento y asignación de longitud de onda: Nueva heurística snake-one para redes

WDM bajo tráfico dinámico

Ingeniare. Revista Chilena de Ingeniería, vol. 24, núm. 3, julio, 2016, pp. 412-419

Universidad de Tarapacá

Arica, Chile

Disponible en: <http://www.redalyc.org/articulo.oa?id=77246569006>

- Cómo citar el artículo
- Número completo
- Más información del artículo
- Página de la revista en redalyc.org

redalyc.org

Sistema de Información Científica

Red de Revistas Científicas de América Latina, el Caribe, España y Portugal

Proyecto académico sin fines de lucro, desarrollado bajo la iniciativa de acceso abierto

## Enrutamiento y asignación de longitud de onda: Nueva heurística snake-one para redes WDM bajo tráfico dinámico

### *Routing wavelength assignment: New snake-one heuristic for WDM networks with dynamic traffic*

Arturo Rodríguez García<sup>1\*</sup>

Washington Fernández Ravanales<sup>2</sup>

Leonardo Ramírez López<sup>3</sup>

Recibido 18 de diciembre de 2014, aceptado 23 de noviembre de 2015

*Received: December 18, 2014      Accepted: November 23, 2015*

### RESUMEN

En el presente artículo se muestran los resultados de simulación de una nueva heurística llamada snake-one. La simulación se realizó en la red de la Fundación Nacional para la Ciencia (NSFNET-USA) bajo tráfico dinámico y comparado con otras heurísticas tales como Simulated Annealing, Algoritmos Genéticos y Tabú Search anteriormente publicadas, utilizando los indicadores Probabilidad de Bloqueo y Utilización de la Red. La comparación de las heurísticas, permite observar la mejora de la probabilidad de bloqueo hasta los 130 Erlangs. Sin embargo, esto se traduce en un uso creciente y sostenido de utilización de la red. Este comportamiento determina un resultado parcialmente bueno, que determina el estudio de una modificación del algoritmo snake-one para que mejoren ambos indicadores.

Palabras clave: Enfriamiento simulado, algoritmo genético, snake-one, búsqueda tabú.

### ABSTRACT

*In this paper is shown the simulation results of a new heuristic, called snake-one. The simulation was performed in the National Science Foundation NETwork (NSFNET-USA) under dynamic traffic and compared with other heuristics such as Simulated Annealing, Genetic Algorithms and Tabu Search previously released, using the Blocking Probability indicator and Network Utilization. Comparing these heuristics, we can observe the improvement, of the blocking up to 130 Erlangs. Nevertheless, this results mean an increased and sustained use of the network. This behavior determines a partially good result, which determines the study of a modification of the Snake-one algorithm to improve both indicators.*

*Keywords: Simulated annealing, genetic algorithm, snake-one, tabu search.*

### INTRODUCCIÓN

Las redes de fibra óptica han evolucionado hasta lo que hoy se conoce como redes WDM (Wavelength Division Multiplexing) que logran transmitir simultáneamente en diferentes entar la velocidad de transmisión de hasta 40 Gbps, siendo explotadas

por las capas SDH/SONET (Synchronous Digital Hierarchy/Synchronous Optical NETwork). Uno de los problemas de estas redes es la capacidad de servicio que está determinada por el desempeño de los algoritmos utilizados. En este sentido, los algoritmos de enrutamiento y asignación de longitud de onda deben ser sujetos de investigación para

---

<sup>1</sup> Departamento de Tecnologías Industriales. Facultad Tecnológica. Universidad de Santiago de Chile. Avenida Ecuador 3659. Estación Central. Santiago, Chile. E-mail: arturo.rodriguez@usach.cl

<sup>2</sup> Departamento de Ingeniería Eléctrica. Universidad del Bío-Bío. Concepción, Chile. E-mail: wfernand@ubiobio.cl

<sup>3</sup> Departamento de Ingeniería Eléctrica. Universidad Militar de Nueva Granada. Bogotá, Colombia.  
E-mail: leonardo.ramirez@unimilitar.edu.co

\* Autor de correspondencia

lograr una mejora en el desempeño de la calidad de servicio de estas redes. Los indicadores más utilizados para la comparación de la eficiencia de los algoritmos son la probabilidad de bloqueo, que determina las posibilidades de atención para una solicitud entrante a la red y la utilización de la red, que determina la disponibilidad de rutas y longitudes de onda para atender futuras solicitudes entrantes. La literatura ha desarrollado muchas estrategias, métodos, criterios y algoritmos, los mismos que pueden ser vistos a profundidad en [20-22] y que son sujetos de comparación en el presente artículo.

El resultado buscado es una baja probabilidad de bloqueo a una alta tasa de tráfico (superior a los 100 Erlangs) con una baja utilización de la red; sin embargo, todos los trabajos antes expuestos logran parcialmente este objetivo. La probabilidad de bloqueo resulta algo más importante que la utilización de la red, debido a que el primero determina una buena atención a las solicitudes actuales entrante a la red, mientras que el segundo garantiza una mejor atención a la demanda futura. El desarrollo de algoritmos heurísticos resulta relevante, dado a que en tráfico dinámico el universo variante de soluciones imposibilita el uso de los procesos convencionales de optimización; en ese sentido las metodologías heurísticas y metaheurísticas resultan ser más eficientes porque mientras los procesos convencionales (Dijkstra, Bellman-Ford, Ford-Fulkerson y otros) buscan una ruta óptima, los procesos heurísticos solo buscan una ruta que funcione. Además, se ha desarrollado una heurística denominada snake-one y se están realizando investigaciones que modifican este algoritmo los que se denominan snake-two y snake-three, que próximamente serán publicadas.

## ESTADO DEL ARTE

En la literatura se encuentran muchas e innovadoras soluciones al problema RWA (Routing and Wavelength Assignment) y se logran diferenciar elementos que permiten entender mucho mejor los trabajos como: Estrategias de Solución, Tráfico, Métodos de Optimización y Criterios de Optimización [1-10].

Existen dos formas de enfrentar el problema RWA, primero dividiendo el problema en la búsqueda de ruta y luego asignando la longitud de onda a dicha ruta;

esta solución es la más revisada por que desarrolla una complejidad temporal de menor impacto pero requiere de dos procesos algorítmicos para encontrar las *lightpaths*. Por otro lado, existe otra forma la que es denominada solución integral [4], donde se obtiene la ruta y la longitud de onda en el mismo proceso algorítmico, pero tiene la desventaja de desarrollar una complejidad temporal mayor.

Los indicadores más utilizados son la probabilidad de bloqueo de las futuras demandas y la utilización de la red; lo que se busca es minimizar o maximizar un criterio como el retardo, el *jitter*, etc., que permita una disminución de la probabilidad de bloqueo y la utilización de la red.

Muchas veces en las Redes WDM se aumentan las longitudes de onda, disminuyendo de esta forma la probabilidad de bloqueo, pero no necesariamente la utilización de la red. Por otro lado, se prueban diferentes algoritmos que permiten mejorar estos indicadores pero es necesario disminuir su complejidad temporal.

El problema RWA se denomina SLE (Static Lightpath Establishment) [9-12] si el tráfico es estático, y DLE (Dynamic Lightpath Establishment) si el tráfico es dinámico [2-4]. El tráfico es dinámico cuando el tiempo de conexión promedio solicitado ( $t_c$ ) es menor que el tiempo promedio entre llegadas ( $t_{LL}$ ) de la solicitud de servicio, como se observa en la Figura 1.

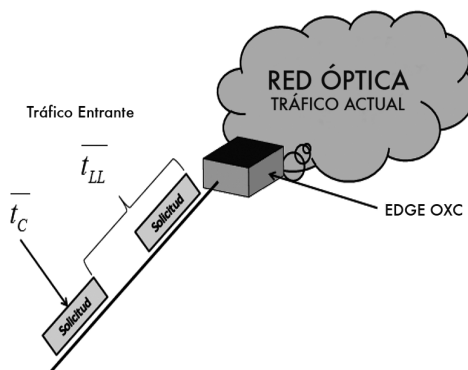


Figura 1. Variables de tráfico.

En el escenario actual y futuro el tráfico será dinámico y se ensayan soluciones para aprovechar con mayor eficacia los recursos de la red óptica. Respecto de los algoritmos de optimización se pueden clasificar

en dos tipos como: algoritmos de ruteo y algoritmos de asignación de longitud de onda. Los algoritmos de ruteo, se pueden clasificar en convencionales y heurísticos, los algoritmos convencionales son aquellos que logran optimizar la ruta por esa razón, son utilizados en escenarios de tráfico estáticos (SLE) entre los que están Dijkstra, Bellman Ford, Floyd Warshall, entre otros. Además, los heurísticos, son utilizados para encontrar solo buenas rutas, por ello son estudiados en escenarios de tráfico dinámico (DLE) entre los que están algoritmos Genéticos, Simulated Annealing, Tabú Search, Ant System, entre otros [10-12].

Por otro lado, los algoritmos de asignación de longitud de onda se basan en métodos simples que permitan asignar la longitud de onda con rapidez a los enlaces que conforman la ruta. Los más utilizados son: First Fit (FF), se asigna la longitud de onda que primero se ajuste, Best Fit (BF) se asigna la longitud de onda que mejor se ajuste, Next Fit se prueba la longitud de onda a partir de la última asignada, Worst Fit (WF) se prueba la longitud de onda bajo el criterio de máxima utilización de red (no mejora la utilización de la red pero mejora la probabilidad de bloqueo), Random Fit (RF) se prueban las longitudes de onda de manera aleatoria, Least Used (LU) se prueba la menos usada, Most Used (MU) se prueba la más usada [4]. Por último, respecto de los criterios utilizados para optimizar se pueden encontrar investigaciones basadas en minimizar o maximizar algún criterio como: El ruido ASE, la Congestión Total, la Congestión en un enlace, el *Jitter*, el retardo total, la probabilidad de bloqueo, la utilización de la red, la congestión de un conmutador específico, entre otras. Por lo general los trabajos se basan en encontrar los *lightpaths* para satisfacer la demanda de tal forma de garantizar servicio de la demanda futura y ajustar la disponibilidad de la red al máximo posible.

### PROBLEMA RWA

La red óptica soporta una demanda de solicitudes de conexión que determina una búsqueda eficiente de *lightpaths*, la dupla formada por la ruta  $R$  (conjunto de enlaces) y la longitud de onda ( $\lambda$ ), determinan el par  $(R, \lambda)$  que es denominado LightPath (LP) [13-14].

Los OXC (Optical Cross Connect), enlaces de fibra óptica entre otros dispositivos conforman una red

óptica WDM. Los OXC que se encuentran conectados con redes electrónicas (por lo general redes IP) son denominados Edge OXC y aquellos OXC que solo tienen conexión con otros OXC, se les denomina Core OXC. Por lo general, los enlaces ópticos conectados a los Edge OXC son más solicitados que los conectados a los Core OXC por esa razón están sujetos a congestión. Cada enlace permite distintas longitudes de onda (en Redes WDM) y cada OXC tiene la capacidad de transmisión y recepción en diferentes longitudes de onda.

Cuando el sistema de enrutamiento de la red óptica utiliza diferentes longitudes de onda para un mismo *lightpath* se denominan redes con conversión de longitud de onda, y cuando utilizan la misma longitud de onda se denominan redes sin conversión de longitud de onda. El uso de la conversión de longitud de onda ayuda al mejoramiento de los indicadores pero a un costo muy alto de establecimiento de la conexión y retardo en los nodos intermedios; por eso se sostiene la restricción de continuidad de longitud de onda (CCW - Continuity Constraint Wavelength), lo que garantiza un bajo retardo y bajo tiempo de establecimiento de la conexión; sin embargo, esto genera la desventaja de un aumento de la utilización de la red, sobre todo para el caso de tráfico estático donde los tiempos de conexión (*holding time*) son muy altos [16-19].

En la Figura 2 se muestra una parte de la red óptica de ocho OXC y tres longitudes de onda  $\lambda_0$ ,  $\lambda_1$  y  $\lambda_2$  con tres *lightpath* (LP) establecidos el  $LP_0$  consta de

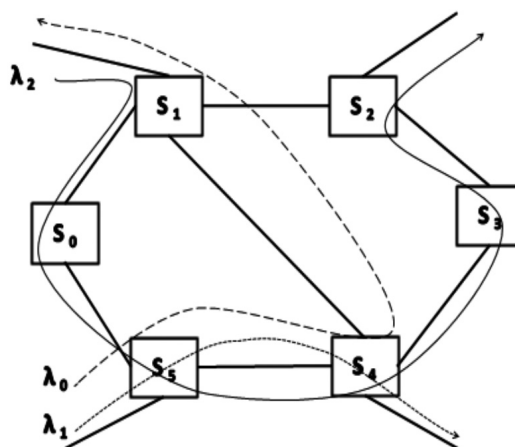


Figura 2. Ejemplo de conexión en redes ópticas.

( $S_5-S_4-S_1, \lambda_0$ ), el  $LP_1$  consta de ( $S_5-S_4, \lambda_1$ ) y el  $LP_2$  consta de ( $S_1-S_0-S_5-S_4-S_3-S_2, \lambda_2$ ). Se puede observar que el enlace  $S_5-S_4$  no tiene longitudes de onda disponibles (son solo tres), por tal motivo no podrá ser parte de ningún *lightpath* hasta que una longitud de onda se desocupe. Dependiendo de la tecnología de los OXC, estos podrán conmutar fibras, longitudes de onda, bandas de longitudes de onda, canales de tiempo TDM (Time Division Multiplexing), para esta investigación se conmutarán longitudes de onda. Este escenario representa la problemática de enrutamiento y asignación de longitud de onda (RWA- Routing Wavelength Assignment)

## DESCRIPCIÓN DEL ALGORITMO

La heurística a mostrar trata de simular el movimiento de una serpiente en la matriz de costos de la red, con movimientos horizontales y verticales dentro de una matriz (denominada Snake) construyendo la ruta hasta llegar al destino. Para tal efecto se establece que a los nodos fronterizos (Edge OXC), llegan solicitudes (con distribución Poisson) dichas solicitudes traen consigo tres parámetros que deben ser satisfechos, de lo contrario la solicitud deberá ser bloqueada.

$$d_i^S = (r_O, r_D, n_C, t_C) \quad (1)$$

En la ecuación (1) se define,  $d_i^S$  como el vector que representa la  $i$ -ésima demanda que llega al  $s$ -ésimo nodo fronterizo,  $r_O$  como el número de identificación del nodo origen de la demanda entrante,  $r_D$  como el número de identificación del nodo destino de la demanda entrante,  $n_C$  como el número de conexiones solicitadas y  $t_C$  como el tiempo de conexiones solicitada para el par ( $r_O, r_D$ ). Sabiendo que  $N$  es el número de nodos en la red,  $n_{CX}$  es el número de conexiones máximo en cada enlace,  $n_W$  es el número de longitudes de onda en cada enlace (supuesto iguales en todos los enlaces de la red).

Se han establecido cinco matrices, la matriz de enlaces y la matriz de costos ( $E, C$ , ecuaciones (2) y (3)), la matriz de Lambdas y la matriz de tiempos ( $\lambda, T$ , ecuaciones (4) y (5)) y la matriz Snake ( $S$ , ecuación (6)). La matriz  $E$ , conservará la topología de la red en este caso la red NSFNET; sin embargo, se pueden configurar cualquier red que se desee simular. A continuación se muestran las definiciones de las matrices. Se introdujeron dos

columnas más en la matriz  $S$ , con la finalidad de guardar cálculos parciales como costos totales de las filas y la etiqueta del nodo.

$$E = \begin{cases} e_{ij} / (e_{ij} = 0 \ \forall \ i = j, \wedge e_{ij} = G \\ \vee e_{ij} = 1 \ \forall \ i \neq j \wedge i, j \in [0, N-1] \end{cases} \quad (2)$$

$e_{ij} = 0$ , cuando  $i = j$  es decir, el enlace no existe de un nodo al mismo nodo,  $e_{ij} = 1$ , cuando existe un enlace entre los nodos  $i$  y  $j$ ; de esta forma se genera la matriz de enlaces  $E$  y  $e_{ij} = G$ , cuando no existe un enlace entre los nodos  $i$  y  $j$ , donde  $G$  representa un número mucho más grande que el número máximo de conexiones por enlace  $n_C$  ( $G \gg n_C$ ).

$$C = \begin{cases} c_{ijk} / (c_{ijk} = n_{CX} * e_{ij} \wedge \\ i, j \in [0, N-1] \\ \wedge k \in [0, n_W-1] \end{cases} \quad (3)$$

$$\lambda = \begin{cases} \lambda_{ijk} / \lambda_{ijk} = 0 \ \vee \lambda_{ijk} = k+1 \wedge \\ \forall \ i, j \in [0, N-1] \\ \wedge k \in [0, n_w-1] \end{cases} \quad (4)$$

$$T = \begin{cases} t_{ijk} / (t_{ijk} = -t_c \ LA \wedge t_{ijk} = 0 \ NEE) \vee \\ (t_{ijk} = 1 \ LD) \ \forall \ i, j \in [0, N-1] \wedge \\ k \in [0, n_w-1] \end{cases} \quad (5)$$

$\lambda_{ijk} = 0$ , cuando  $i = j$  es decir, no existe lambda de un nodo al mismo nodo,  $\lambda_{ijk} = k+1$ , cuando existe un lambda entre los nodos  $i$  y  $j$  etiquetada con el número  $k$ ; de esta forma se genera la matriz de enlaces  $\lambda$ .

$t_{ijk} = -t_c$ , cuando una lambda está activada, donde  $t_c$  es el tiempo solicitado de conexión que irá aumentando hasta que se termine y  $t_{ijk} = 1$ , lo que indicará que el lambda está disponible nuevamente.

$$S = \begin{cases} s_{i0k} = i & \forall \ i \in [0, N-1] \wedge k \in [0, n_w-1] \\ s_{ijk} / s_{ijk} = c_{ijk} * t_{ijk} & \forall \ i \in [0, N-1] \wedge j \in [1, N] \wedge k \in [0, n_w-1] \\ s_{i(N+1)k} = \sum_{j=1}^N s_{ijk} & \forall \ i \in [0, N-1] \wedge j \in [1, N] \wedge k \in [0, n_w-1] \end{cases} \quad (6)$$

La Figura 3 muestra los procedimientos que se realizan para obtener la LP en un solo proceso algorítmico. Por ejemplo, sea la séptima solicitud

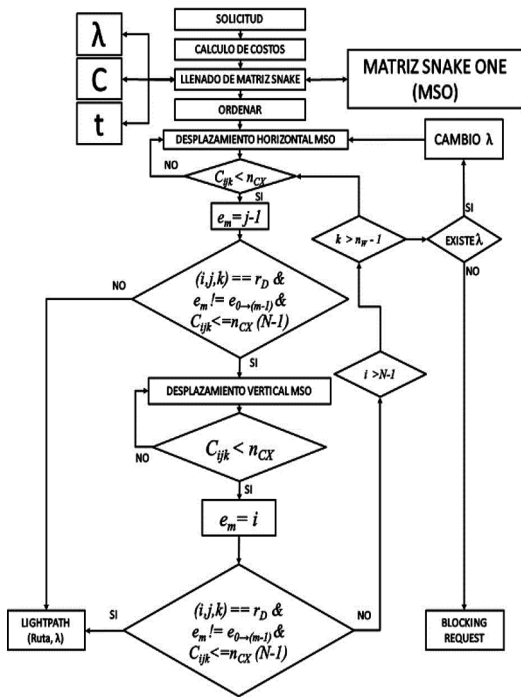


Figura 3. Diagrama de flujo del algoritmo snake-one.

de la demanda en el nodo 1, se denotaría como  $d_7^1 = (1,4,1,500)$ , de una red de ocho nodos ( $N=8$ ) y tres longitudes de onda, es decir, tiene como destino el nodo 6, y solicita una conexión por un tiempo de 500 m. A continuación, se establece la matriz Snake en función de la matriz de costos aumentando dos columnas; la primera para las etiquetas de los nodos y la última para la suma de costos (ecuación (8)), donde se resolverá el LP buscado.

A la matriz de la Figura 4 se aplicará el algoritmo Snake-1, y se buscará una ruta si no se encontrase se procederá a buscar ruta en la longitud de onda siguiente (FF), si no se encuentra ruta en las longitudes de onda disponibles se procede a bloquear la solicitud. Se supone que la matriz de tiempos determina total disponibilidad es decir  $t_{ijk} = 1$ .

$$S_{ij0} = \begin{bmatrix} 0 & 16 & 0 & 16 & 16 & 1000 & 1000 & 1000 & 1000 & 4048 \\ 1 & 1000 & 16 & 1000 & 0 & 16 & 1000 & 1000 & 1000 & 4048 \\ 2 & 1000 & 16 & 0 & 1000 & 1000 & 16 & 1000 & 1000 & 5032 \\ 3 & 1000 & 16 & 1000 & 0 & 16 & 1000 & 1000 & 16 & 4048 \\ 4 & 1000 & 1000 & 1000 & 16 & 0 & 16 & 16 & 1000 & 4048 \\ 5 & 1000 & 1000 & 16 & 1000 & 16 & 0 & 16 & 1000 & 4048 \\ 6 & 1000 & 1000 & 1000 & 1000 & 16 & 16 & 0 & 16 & 4048 \\ 7 & 16 & 1000 & 1000 & 16 & 1000 & 1000 & 16 & 0 & 4048 \end{bmatrix}$$

Figura 4. Matriz Snake para la longitud de onda 0.

Sea la solicitud  $d_7^1 = (1,4,1,500)$ , se procede a ordenar descendientemente la matriz  $S$  de acuerdo con la columna de costos. Observando la columna 0 de la matriz  $S$  (nodos) se ubica en la fila correspondiente al nodo origen 1 (0,0), como se puede observar en la Figura 6, luego se procede al desplazamiento horizontal hasta ubicar el primer costo mayor a  $n_C$  y menor a 1.000, (valor que permite diferencia enlace no existente) ubicándose en el nodo 0 (0,1). Como el nodo 0 no corresponde al destino se procede al desplazamiento vertical hasta ubicar un costo mayor a 0 y menor a 1000 ubicándose en el nodo 7 (5,1). Como el nodo 7 no corresponde al destino, se procede al desplazamiento horizontal nuevamente, ubicando el nodo 3 (5,4), y luego se procede al desplazamiento vertical ubicando el nodo destino 4 (2,4) dando término al algoritmo (Figura 5), por ser el destino propuesto en la solicitud entrante.

Node	0	1	2	3	4	5	6	7	Cost
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
1	16	0	16	16	1000	1000	1000	1000	4048
3	1000	16	1000	0	16	1000	1000	16	4048
4	1000	1000	1000	16	0	16	16	1000	4048
5	1000	1000	16	1000	16	0	16	1000	4048
6	1000	1000	1000	1000	16	16	0	16	4048
7	1000	1000	1000	16	1000	1000	16	0	4048
0	0	16	1000	1000	1000	1000	1000	16	5032
2	1000	16	0	1000	1000	16	1000	1000	5032

Figura 5. Desplazamiento vertical para la longitud de onda 0.

Por lo tanto el desplazamiento en la matriz  $S$  es  $(0,0) \rightarrow (0,1) \rightarrow (5,1) \rightarrow (5,4) \rightarrow (2,4)$ .

Esto corresponde al *lightpath* 1-0-7-3-4, con la longitud de onda 0, como se observa en la Figura 6.

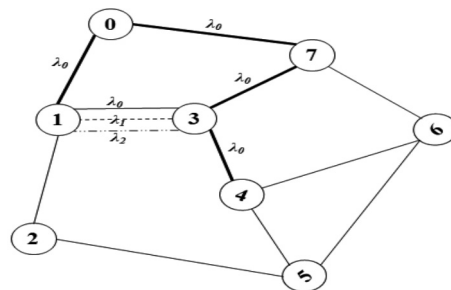


Figura 6. Solución para la red ejemplo de 3 longitudes de onda  $\lambda_0, \lambda_1, \lambda_2$ .



## ESCENARIO DE COMPARACIÓN

Realizada la simulación se comparó con tres trabajos [3] y [8] bajo condiciones de solución integral y [4,5] bajo condiciones de subdivisión del problema.

En la Figura 7 se observa la red NSFNET fue utilizada en la prueba y posee 16 nodos con 25 enlaces de fibra óptica, los parámetros utilizados fueron similares a los presentados en [5], se realizaron comparaciones de probabilidad de bloqueo y utilización de la red, variando la carga en el intervalo [0,180] con incrementos de 10 Erlangs. El número de conexiones realizadas durante la simulación en [4,5] y el presente trabajo fue de  $10^8$  solicitudes de conexión.

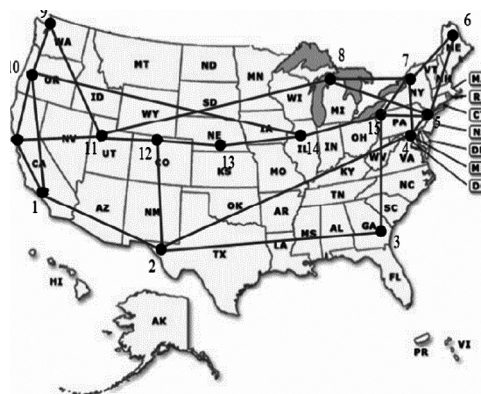


Figura 7. Red NSFNET utilizada.

## COMPARACIÓN DE RESULTADOS

La simulación se realizó en condiciones de tráfico dinámico y para cada estrategia comparada (solución integral y subdivisión del problema) se utilizaron condiciones similares de simulación, donde los algoritmos heurísticos fueron sometidos a una variación de carga de 0 hasta 180 Erlangs. El desempeño del algoritmo snake-one propuesto, es importante desde la perspectiva de la probabilidad de bloqueo.

En la Tabla 1 podemos observar las heurísticas y sus valores medios de la probabilidad de bloqueo ( $P_b$ )

Tabla 1. Comparación de valores medios.

	AG	SA	TS	SNK1
$P_b$	0,42	0,45	0,36	0,32
Ur (%)	42,17	45,30	55,17	68,22

utilizando como elemento referencial no heurístico el trabajo mostrado en [2]. El valor medio del algoritmo snake-one es 0,32 siendo el menor de todos. Sin embargo, al observar la utilización de la red ( $Ur$ ), el algoritmo no logra disminuirla y aumenta hasta un valor medio de 68,22%, siendo el mayor de todas las heurísticas se puede observar esto en las Figuras 8 y 9.

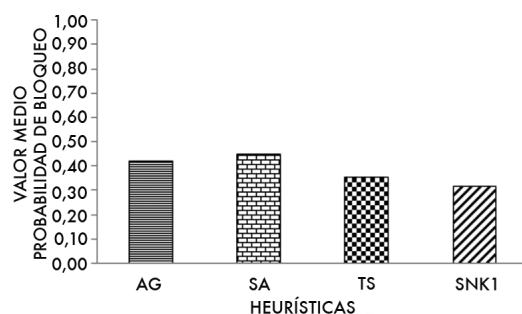


Figura 8. Comparación de las probabilidades promedio para cada heurística.

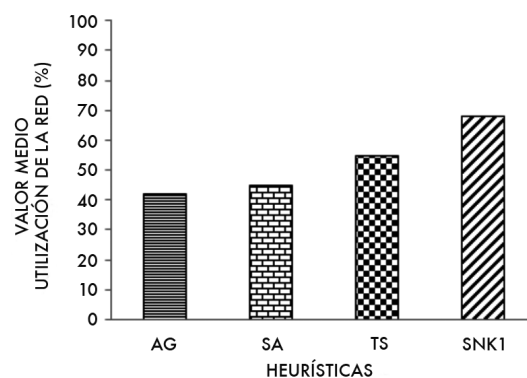


Figura 9. Comparación de la utilización de la red promedio para cada heurística.

Cuando se revisa el comportamiento de la probabilidad de bloqueo en la distribución de la carga (Figura 10), el algoritmo snake logra mejor desempeño hasta los 130 Erlangs respecto de la referencia y hasta los 140 Erlangs respecto de las otras heurísticas. Sin embargo, cuando revisamos la utilización de red (Figura 11) no logra mejorar en ningún intervalo de carga, mostrándose como la heurística que más utiliza los recursos de la red.

## CONCLUSIONES

El algoritmo SNK1 logra un buen desempeño en la satisfacción de la demanda; sin embargo, no tiene

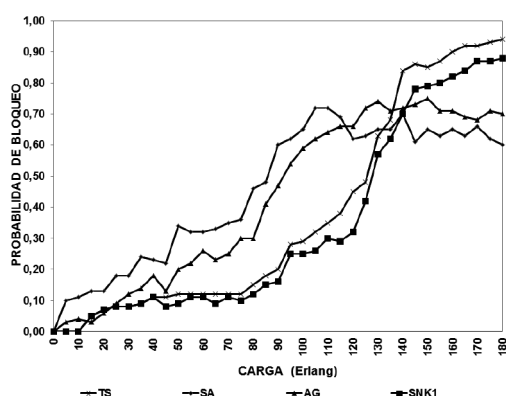


Figura 10. Comparación de las probabilidades bajo carga dinámica.

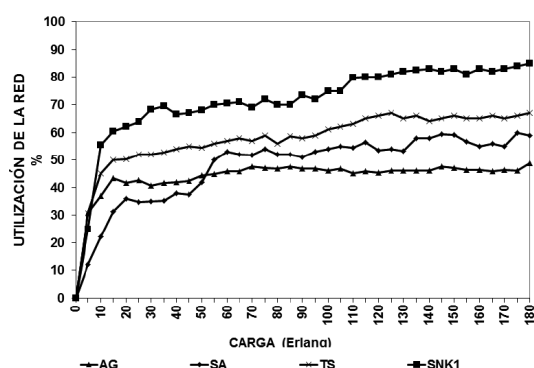


Figura 11. Comparación de la utilización de la red bajo carga dinámica.

un aceptable desempeño en la utilización de la red, esto se debe especialmente a que su búsqueda solo la realiza desde la perspectiva de la matriz de costos sin tomar en cuenta el tráfico, se procederá próximamente a mejorar el desempeño modificando el algoritmo para que concentre el tráfico en sectores específicos (SNAKE-2) o concentre el tráfico en nodos específicos (SNAKE-3). Por otro lado, el algoritmo responde bien hasta los 130 Erlang, lo que permite recomendar su utilización en casos de tráfico dinámico de alta carga. Las redes de transporte de datos más beneficiadas serán las redes SONE/SDH y DWDM, las mismas que hoy son las que lideran los servicios de transporte de datos. Estos resultados deberán ser incorporados en soluciones de problemas de todo tipo transporte en escenarios de tráfico dinámico y dar soporte a la próxima generación de redes ópticas que sostendrá el desarrollo de generación siguiente, donde se incorporan características de autoconfiguración,

reconfiguración, inteligencia, optimización de sus procesos y sobre todo la monitorización del rendimiento, por ejemplo el proyecto CHRON (Cognitive Heterogeneous Reconfigurable Optical Network) europeo. Es importante seguir investigando en nuevos algoritmos y estrategias que permitan un mejor desempeño de los indicadores.

## AGRADECIMIENTOS

Se realiza un especial reconocimiento al programa DICYT de la Universidad de Santiago de Chile - USACH (Proyecto DICYT N° 061572RG), por el importante apoyo a la investigación y en particular al Grupo de Investigación en Nuevas Tecnologías (GINT-DTI-USACH).

## REFERENCIAS

- [1] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee. "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for wavelength-routed optical WDM networks". Optical Network Magazine. Vol. 1, pp. 47-60. 2000.
- [2] Z. Hui, J.P. Jue, L. Sahasrabudhe, R. Ramamurthy and B. Mukherjee. "Dynamic Lightpath Establishment in Wavelength-Routed WDM Networks". IEEE Communications Magazine. Vol. 39, pp. 100-108. 2001.
- [3] A. Khan and D.R. Thompson. "Solving the WDM network operation problem using dynamic synchronous parallel simulated annealing". SoutheastCon Proceedings IEEE. Vol. 1, pp. 296-301. 2005.
- [4] A. Rodríguez, F. Saavedra and L. Ramírez. "Solución Simultánea del Enrutamiento y Asignación de Longitud de Onda en redes WDM Con Algoritmos Genéticos. IEEE COLCOM. 2008.
- [5] A. Rodríguez and F. Saavedra. "Optimización del Algoritmo Genético para la Solución Integral de Enrutamiento en Redes Fotónicas. Inf. Tecnol. Vol. 21, pp. 125-133. 2010.
- [6] K.D.R. Assis, A. Ferreira dos Santos and W.F. Giozza. "Hybrid Algorithms for Routing and Assignment Wavelengths in Optical Networks". Latin America Transactions. Vol. 8, pp. 214-220. 2010.
- [7] N. Charbonneau and V.M. Vokkarane. "Tabu Search Meta-Heuristic for Static Manycast



- Routing and Wavelength Assignment over Wavelength-Routed Optical WDM Networks". Communications (ICC), pp. 1-5. 2010. DOI: 10.1109/ICC.2010.5502241.
- [8] R.S. Barpanda, B. Sahoo, A.K. Turuk and B. Majhi. "Solving large problem instances of the RWA problem using Genetic Algorithms". Industrial and Information Systems (ICIIS), pp. 41-46. 2010. DOI: 10.1109/ICIINFS.2010. 5578737.
- [9] R.S. Barpanda, A.K. Turuk, B. Sahoo, and B. Majhi. "Genetic Algorithm techniques to solve Routing and Wavelength Assignment problem in Wavelength Division Multiplexing all-optical networks". Communication Systems and Networks (COMSNETS), pp. 1-8. 2011. DOI: 10.1109/COMSNETS.2011.5716507.
- [10] P. Boonyopakorn and P. Meesad. "A Hybrid GA and Tabu Search Approach to Find Optimal Node Placement in IP Networks". Wireless Communications, Networking and Mobile Computing (WiCOM), pp. 1-4. 2011. DOI: 10.1109/wicom.2011.6040610.
- [11] W. Zhang-Liang and L. Yue-guang. "An Ant Colony Algorithm with Tabu Search and its Application". Intelligent Computation Technology and Automation (ICICTA), pp. 412-416. 2011. DOI: 10.1109/ICICTA.2011.387.
- [12] B. Hredzak and O. Diessel. "Optimization of placement of dynamic network-on-chip cores using simulated annealing". IECON 2011 IEEE, pp. 2400-2405. 2011. DOI: 10.1109/IECON.2011.6119685.
- [13] L. Na, L. Haixing and Y. Luo. "A New MPLS Fault Restoration Algorithm Based on Simulated Annealing and Tabu Search". Wireless Communications, Networking and Mobile Computing (WiCOM), pp. 1-4. 2011. DOI: 10.1109/wicom.2011.6040453.
- [14] D. Monoyios and K. Vlachos. "Multi-objective Genetic Algorithms for Solving the Impairment-Aware Routing and Wavelength Assignment Problem". Optical Communications and Networking. Vol. 3, pp. 40-47. 2011.
- [15] A. Rodríguez, F. Saavedra and L. Ramírez. "Simulated Annealing una Propuesta de Solución al Problema RWA en Redes Fotónicas". IEEE InterconUNI. 2011.
- [16] A. Rashedi, Y.S. Kavian, A. Mahani and O. Strobel. "Evolutionary algorithms for solving routing and wavelength assignment problem in optical networks: A comparative study". Transparent Optical Networks (ICTON), pp. 1-4. 2012. DOI: 10.1109/ICTON.2012. 6253829.
- [17] N. Charbonneau and V.M. Vokkarane. "Static Routing and Wavelength Assignment for Multicast Advance Reservation in All-Optical Wavelength-Routed WDM Networks. Networking". IEEE/ACM Transactions on. Vol. 20, pp. 1-14. 2012.
- [18] S. Sakamoto, T. Oda, E. Kulla, M. Ikeda, L. Barolli and F. Khafa. "Performance Analysis of WMNs Using Simulated Annealing Algorithm for Different Temperature Values". Complex, Intelligent, and Software Intensive Systems (CISIS), pp. 164-168. 2013. DOI: 10.1109/CISIS.2013.34.
- [19] L. Khelifi, I. Zidi, K. Zidi and K. Ghedira. "A hybrid approach based on Multi-Objective Simulated Annealing and Tabu Search to solve the Dynamic dial a Ride Problem". Advanced Logistics and Transport (ICALT), pp. 227-232. 2013. DOI: 10.1109/ICAdLT.2013.6568464
- [20] A. Rodríguez, A. Gutiérrez, L. Rivera and L. Ramírez. "Ruteo y Asignación de Longitud de Onda: Comparación de Algoritmos Genéticos y Simulated Annealing". Inf. Tecnol. Vol. 4, pp. 13-18. 2014.
- [21] A. Rodríguez, L. Ramírez, L. Rivera and A. Gutiérrez. "Routing wavelength assignement: A solution with tabu search in dynamic traffic". Ingeniare. Rev. chil. ing. Vol. 4, pp. 495-503. 2014.
- [22] A. Rodríguez, L. Ramírez, L. Rivera and A. Gutiérrez. "Comparing Genetic Algorithms and Simulated Annealing for dynamic traffic routing". Lecture Notes in Electrical Engineering (Springer). Vol. 315, pp. 3-14. 2014.