

Otimização da Heurística MSCL em Redes Ópticas Elásticas: Redução da Complexidade Computacional e Análise Multiobjetivo

Matheus Lôbo dos Santos, Raul C. Almeida Jr, Helder Alves Pereira e Karcus D. R. Assis

Resumo—Este artigo propõe uma estratégia de otimização para a heurística de atribuição de espectro em redes ópticas elásticas denominada *Min Slot Continuity Capacity Loss* (MSCL). A otimização reduz a complexidade computacional da heurística ao diminuir a quantidade de rotas interferentes a serem analisadas. O problema é multiobjetivo, com foco em reduzir o tempo de simulação e manter baixa a probabilidade de bloqueio das requisições. O artigo apresenta algumas estratégias para escolha do subconjunto de rotas analisadas. Ao se comparar os resultados obtidos aos do MSCL clássico, observa-se que algumas das estratégias são capazes de reduzir a complexidade computacional do MSCL, mantendo a probabilidade de bloqueio, o que evidencia a eficácia de sua utilização.

Palavras-Chave—Roteamento e Atribuição de Espectro, MSCL, Redução de Complexidade, Redes Ópticas Elásticas.

Abstract—This paper proposes an optimization strategy for the spectrum assignment heuristic in elastic optical networks known as *Min Slot Continuity Capacity Loss* (MSCL). The optimization reduces the computational complexity of the algorithm by decreasing the number of interfering routes to be analyzed. The problem is multi-objective, aiming to reduce simulation time while maintaining a low path-request blocking probability. The paper presents some heuristics for selecting the subset of routes analyzed by the classic MSCL. When one compares the obtained results with those from classic MSCL, it is observed that some of the heuristics are capable of reducing the MSCL computational complexity, maintaining the path-request blocking probability, which highlights the effectiveness of their use.

Keywords—Routing and Spectrum Assignment, MSCL, Complexity Reduction, Elastic Optical Networks.

I. INTRODUÇÃO

O aumento do consumo de Internet nas residências para atividades como trabalho remoto, entretenimento, educação e comércio, alterou a dinâmica do núcleo da Internet [1]. Diante desse cenário, é necessário desenvolver pesquisas para atender às novas demandas e inovações que requerem maior velocidade e qualidade de transmissão. As redes ópticas surgem como uma alternativa para satisfazer esses requisitos, em busca de novas soluções para reduzir o custo financeiro da implantação [2].

Matheus Lôbo dos Santos, Departamento de Eletrônica e Sistemas, Universidade Federal de Pernambuco, Recife-PE, e-mail: matheus.lobo@ufpe.com.br; Raul C. Almeida Jr, Departamento de Eletrônica e Sistemas, Universidade Federal de Pernambuco, Recife-PE, e-mail: raul.almeidajunior@ufpe.br; Helder Alves Pereira, Unidade Acadêmica de Engenharia Elétrica, Centro de Engenharia Elétrica e Informática, Universidade Federal de Campina Grande, Campina Grande-PB, e-mail: helder.pereira@dee.ufcg.edu.br; Karcus D. R. Assis, Departamento de , Universidade Federal da Bahia, Salvador-BA, e-mail: karcus.assis@ufba.br. Este trabalho foi parcialmente financiado por CNPq, UFPE, UFCG e UFBA.

O problema de alocar as demandas que chegam à rede na arquitetura de uma rede óptica elástica (*Elastic Optical Network* — EON) é chamado de roteamento e alocação de espectro (*Routing and Spectrum Assignment* — RSA). Em EON, o espectro é dividido em unidades elementares, denominadas de *slots*. RSA envolve duas importantes restrições para a atribuição dos *slots* às requisições: continuidade e contiguidade. A continuidade significa que os mesmos *slots* de frequência devem ser usados em todos os enlaces que compõem a rota candidata. A contiguidade exige que os *slots* sejam alocados em sequência no espectro (nos casos em que são necessários mais de um *slot*) [3].

O algoritmo de menor perda de capacidade para a continuidade de *slot* (*Min Slot-Continuity Capacity Loss* - MSCL), proposto em [4], é uma técnica de alocação de espectro para redes ópticas elásticas que visa minimizar o impacto na rede ao escolher o conjunto de *slots* para cada requisição. Esse algoritmo calcula a perda de capacidade de alocação considerando a rota principal da requisição e todas as rotas que compartilham algum enlace com ela. Assim, o algoritmo visa alocar a requisição de forma que a perda de capacidade seja a menor possível, diminuindo a probabilidade de bloqueio (PB) das próximas requisições.

O MSCL foi adaptado para novos problemas, tais como: uso em Fibras Multinúcleo [5], combinação com a técnica de *Split Spectrum* [6] e avaliação da fragmentação do espectro [7]. A fragmentação espectral [8] é um problema que ocorre quando há porções do espectro livres que não podem atender algumas classes de demanda, o que afeta o desempenho da rede. Esse problema é amplificado nas EONs pela existência de requisições com diferentes demandas de largura de banda. Portanto, boas heurísticas em redes ópticas elásticas devem buscar compactar o uso do espectro, a fim de reduzir a sua fragmentação.

Em [9], foram propostas duas novas versões do algoritmo MSCL, que utilizam um conjunto ordenado de rotas alternativas baseado em métricas como distância ou ocupação. As versões são chamadas de MSCL Sequencial e MSCL Combinado. Seus desempenhos foram estimados por simulação e comparados ao do *First-Fit* [8], algoritmo que compacta o espectro ao enfatizar os *slots* de mais baixos índices. Foi mostrada a capacidade das propostas MSCL Sequencial e Combinado em reduzir a probabilidade de bloqueio, demonstrando a eficácia de sua utilização. Essas adaptações serão alvo de otimização ao longo deste artigo, e serão detalhadas na Seção III.

II. ALGORITMO MSCL

O MSCL é um algoritmo de alocação de espectro desenvolvido para tratar adequadamente o problema de capacidade de caminhos com larguras de banda heterogêneas em EONs. Sua premissa baseia-se na escolha do conjunto de *slots* que, ao serem alocados na rede, minimizam o impacto em termos de perda de capacidade de alocação, conforme descrito em [4] e [9]. Para cada solicitação de requisição, é realizado o cálculo da perda de capacidade considerando a rota principal da requisição a ser alocada, juntamente com todas as rotas impactadas após a alocação, ou seja, aquelas que compartilham ao menos um enlace com ela, formando o chamado conjunto interferente. O valor da perda de capacidade para uma demanda de n *slots* em uma rota r é calculado por:

$$C^{<r>}(n) = \sum_{p \in (r \cup I_r)} (S^{<p>}(\psi, n) - S^{<p>}(\psi', n)), \quad (1)$$

em que: $C^{<r>}(n)$ é a perda de capacidade para uma requisição com n *slots* após seu estabelecimento na rota r ; I_r é o conjunto de rotas que interferem com a rota r ; ψ representa o estado atual da rede (ou seja, o conjunto de todos os caminhos e *slots* alocados) no momento da chegada da requisição; ψ' representa o estado da rede após o estabelecimento da requisição; $S^{<p>}(\psi, n)$ é o número total de possibilidades de alocação que uma requisição por n *slots* tem para alocar no caminho p antes do estabelecimento de r ; $S^{<p>}(\psi', n)$ é o mesmo que $S^{<p>}(\psi, n)$, porém calculado após o estabelecimento da requisição.

A Eq. 1 calcula o impacto que uma nova conexão gera na capacidade da rede em atender requisições de tamanho n . Para isso, faz-se a diferença da capacidade de se alocar requisições de tamanho n na rota r e em todo seu conjunto interferente antes e depois do estabelecimento da nova conexão. Para se obter a perda de capacidade total da rede, MSCL considera todas as demandas possíveis para cada rota $p \in (r \cup I_r)$. Assim, o cálculo é obtido por:

$$C^{<r>} = \sum_{n \in N} C^{<r>}(n), \quad (2)$$

em que N é o conjunto de todas as possíveis classes de demandas que podem ser alocadas em $p \in (r \cup I_r)$ e $C^{<r>}$ representa a perda de capacidade total para todo o conjunto N . A posição espectral que obtiver o menor $C^{<r>}$, obtido pela Eq. 2, será a posição de alocação da requisição.

A. MSCL Sequencial e MSCL Combinado

Os algoritmos MSCL Sequencial e MSCL Combinado, desenvolvidos em [9], são uma adaptação ao algoritmo MSCL desenvolvido em [4]. A principal diferença está na forma de escolher entre as possíveis perdas de capacidade em um cenário com múltiplas rotas. Em ambas as propostas, são inicialmente obtidas K rotas de forma *offline*. O MSCL Combinado utiliza a Eq. 2 para calcular a perda de capacidade em cada uma das K rotas, fazendo uso daquela que apresenta a menor perda de capacidade do conjunto. Essa rota juntamente com o conjunto de *slots* que apresentarem a menor perda de capacidade serão usados para alocar a requisição. O MSCL

Sequencial, por sua vez, calcula a perda de capacidade para cada alocação das rotas em sequência. Começa por ordenar as rotas por algum critério. Após isso, a perda de capacidade na primeira rota ($k = 1$) é calculada. Caso essa rota apresente recursos suficientes para a alocação, isto é, um conjunto de *slots* disponível para alocar a requisição, o conjunto de *slots* que provê a menor perda de capacidade nesta rota é usado. Caso não seja possível alocar em $k = 1$, a tentativa é feita nas rotas com valores de k subsequentes.

Para a análise de complexidade do MSCL Combinado, sejam: T o número de nós, N a quantidade de classes de demandas, F o número de *slots* de frequência, K o número de rotas estabelecido para o algoritmo de roteamento e I_r a quantidade de todas as rotas interferentes que interferem com a rota r sob análise. Assumindo que I_r é no máximo a quantidade de rotas da topologia, pode-se determiná-lo por $T \times (T - 1) \times K$. A complexidade do MSCL Combinado pode então ser expressa como $O(N \times K \times F \times I_r)$. Cada demanda N envolve a verificação de K rotas, e para cada rota, a avaliação de F *slots* e a consideração de todas as rotas interferentes I_r .

III. OTIMIZAÇÕES PROPOSTAS

Os resultados apresentados em [9] demonstraram expressiva redução da probabilidade de bloqueio quando comparados aos do algoritmo *First-Fit*. No entanto, devido à complexidade do MSCL, o tempo de simulação necessário para se obter os resultados pode chegar a ordens de grandeza superior. A complexidade do algoritmo está relacionada com a quantidade total de *slots* disponíveis e com a cardinalidade do conjunto de rotas interferentes. Sendo o número de *slots* por enlace constante durante toda a simulação, deve-se reduzir o número de rotas interferentes que farão parte do cálculo da perda de capacidade (I_r). O cálculo da perda de capacidade em algumas dessas rotas pode não causar impacto positivo na PB, porém, a sua eliminação reduz o tempo de simulação [3]. Utilizar o tempo de simulação é complexo quando é necessário comparar com precisão diversas simulações. A base de tempo é importante para conhecer o tempo total que a heurística leva para processar um conjunto de requisições, mas, devido a sua imprecisão em decorrência da estrita dependência com os recursos de computação empregado e seu estado, foi preferível desenvolver uma nova métrica, intitulada Ciclos MSCL [3].

A. Ciclos MSCL

A métrica Ciclos MSCL é um contador utilizado para medir a quantidade de vezes que o processamento básico do MSCL é realizado. Cada vez que esse ponto é alcançado, uma unidade é adicionada ao contador. Esse ponto específico do código está localizado dentro do laço de repetição que percorre o conjunto de rotas interferentes, o qual está localizado dentro de um laço de repetição que passa por todos os slots de frequência válidos. A quantidade de *slots* e o tamanho do conjunto de rotas interferentes impactam significativamente o tempo de simulação do MSCL. Por isso, esse ponto foi escolhido e validado através de simulações. A forte correlação entre o tempo de simulação e os Ciclos MSCL permite utilizar essa métrica para comparar o desempenho temporal entre diferentes

cenários. Assim, sempre que as mesmas configurações e sementes aleatórias forem utilizadas, o valor dos Ciclos MSCL permanecerá constante [3].

B. Heurísticas de Ordenação e Poda de Rotas

Buscando otimizar o desempenho do tempo de simulação do MSCL com as adaptações propostas em [9], foram realizados estudos heurísticos para remover algumas rotas do conjunto interferente. É esperado que, com a remoção, rotas que não forneçam impacto sensível e positivo ao cômputo da perda de capacidade da rede sejam eliminadas, e, por consequência, o tempo de simulação seja reduzido. Para comparação, as heurísticas menos e mais abrangentes também foram adicionadas à simulação, sendo elas: a ausência de todas as rotas no conjunto interferente, com exceção da requisitada; e a presença de todas as rotas interferentes.

As remoções são realizadas primeiramente ordenando o conjunto de rotas interferentes, a partir de determinadas métricas, e fixando uma quantidade pré-definida de rotas nesse conjunto para cada par origem-destino. Essa ordenação pode ser realizada em ordem crescente ou decrescente em relação a uma determinada métrica, fornecendo resultados distintos nos cenários simulados. Em cada uma das heurísticas analisadas, foram assumidos 25%, 50% e 75% da quantidade original de rotas do conjunto. Poder-se-ia considerar um número fixo de rotas interferentes para cada par origem-destino. Contudo, isso igualaria conjuntos diferentes por natureza, por exemplo, igualando a quantidade de rotas de conjuntos que originalmente possuem tamanhos significativamente distintos. Assim, por se utilizar uma porcentagem do tamanho do conjunto, a relação entre os conjuntos é mantida na otimização do algoritmo.

A Figura 1 ilustra a metodologia de seleção das rotas interferentes pelas heurísticas abordadas neste artigo. Primeiramente, é atribuído um custo a cada uma das rotas do conjunto interferente. Esse custo pode ser estático ou calculado dinamicamente, como, por exemplo, a quantidade de links ou a quantidade de *slots* ocupados no vetor de disponibilidade da rota, respectivamente. Com todas as rotas associadas a seus respectivos custos, é realizada a ordenação das rotas desse conjunto. Essa ordenação pode ser realizada em ordem decrescente ou crescente, sendo associadas ao prefixo “Máx.” e “Mín.”, respectivamente. Finalizada a ordenação, as rotas fora da porcentagem estabelecida são eliminadas do conjunto. O conjunto intitulado “Todas as Rotas” corresponde à forma convencional de calcular a perda de capacidade, i.e., sob a rota da requisição e todas as suas rotas interferentes; já a heurística de ordenação “Nenhuma Rota” utiliza para o cálculo apenas a rota da requisição.

Todas as Rotas	Nenhuma Rota	25% Máx. Ocupação	50% Máx. Ocupação	50% Mín. Ocupação
Rota 1 Custo 10	Rota 1 Custo 10	Rota 2 Custo 42	Rota 2 Custo 42	Rota 4 Custo 7
Rota 2 Custo 42	Rota 2 Custo 42	Rota 3 Custo 35	Rota 3 Custo 35	Rota 1 Custo 10
Rota 3 Custo 35	Rota 3 Custo 35	Rota 1 Custo 10	Rota 1 Custo 10	Rota 3 Custo 35
Rota 4 Custo 7	Rota 4 Custo 7	Rota 4 Custo 7	Rota 4 Custo 7	Rota 2 Custo 42

Fig. 1. Exemplos de ordem e seleção do conjunto de rotas interferentes.

Além das heurísticas de ordenação pelos critérios supracitados, foram explorados os conceitos de rotas predominantes e não-predominantes. Uma rota é dita predominante quando sua estrutura não está contida na estrutura de outra rota, ou seja, não há qualquer outra rota que possua todos os seus enlaces. As rotas contidas em outras são chamadas de não-predominantes. Toda essa análise é feita de forma *offline* após a criação do conjunto interferente. A Figura 2 apresenta um exemplo da divisão do conjunto interferente entre rotas predominantes e não-predominantes, mostradas nas cores azul e amarelo, respectivamente.

0-1-2-4	2-4	3-4-5-0	4-5
1-2-4	2-4-5	3-4-5	1-5-0
2-4-5-1	3-2-4	4-5-0	5-0
2-4-3	5-1-2-4	4-5-1	5-0-1
Predominantes		Não-predominantes	

Fig. 2. Exemplo dos conjuntos predominantes e não-predominantes.

A otimização das heurísticas apresentadas em [9] é um processo multiobjetivo, ou seja, é necessário otimizar simultaneamente a PB e os Ciclos MSCL, buscando reduzir seus valores. A visualização conjunta das duas métricas de desempenho será realizada utilizando uma frente de Pareto [10], em que o eixo horizontal é composto pela PB normalizada e o eixo vertical pelos Ciclos MSCL normalizados. Para determinar os valores dos Ciclos MSCL e da PB para cada heurística proposta, multiplicamos os respectivos valores normalizados pelos valores de referência em cada eixo.

Após as otimizações propostas, a complexidade do MSCL Combinado é reduzida devido à poda do conjunto de rotas interferentes. Ao remover rotas que não impactam significativamente a perda de capacidade, a quantidade de rotas interferentes I_r é diminuída. Se assumirmos que a poda reduz I_r em uma porcentagem fixa p , a nova complexidade pode ser expressa como $O(N \times K \times S \times (p \times I_r))$, onde p representa a proporção de rotas restantes após a poda. Essa otimização resulta em uma redução proporcional na complexidade computacional, melhorando o desempenho temporal do algoritmo MSCL.

IV. PROCEDIMENTO DE SIMULAÇÃO

Para avaliar o desempenho das heurísticas de otimização propostas, foram realizadas simulações numéricas auxiliadas por um simulador de redes ópticas elásticas. O simulador utilizado é uma adaptação para EONs do simulador SIMTON [11], utilizando ferramentas presentes no simulador SimEON [12], e escrito na linguagem de programação Java. Os parâmetros utilizados na configuração do simulador estão disponíveis na Tabela I.

A quantidade de *slots* por enlace foi obtida de forma empírica, de forma que não fosse tão pequena a ponto de ficar distante da quantidade máxima de slots comumente assumida, nem tão grande a ponto de demorar muito para gerar todos os resultados. Para cada simulação, foram utilizadas 10^6 requisições, garantindo que ocorram ao menos 1000 bloqueios nas requisições para assegurar a confiabilidade dos resultados.

TABELA I
PARÂMETROS DE CONFIGURAÇÃO DO SIMULADOR.

Parâmetro Gerais	Símbolo	Valor
n° de slots por enlace	S	128
n° de requisições de chamadas	R_n	10^6
n° de polarizações	P	2
n° de simulações por cenário	c	3
Faixa de frequência de um slot	B_{slot}	12,5 [GHz]
Duração média da chamada	μ	1
Formato de modulação	m	8-QAM

O tráfego de chegada assume um modelo Poissoniano e a duração das requisições segue uma distribuição Exponencial. As simulações abordam somente bloqueios por falta de slots contíguos e contínuos (i.e. da camada de rede), seguindo a linha dos trabalhos anteriores sobre o MSCL. O formato de modulação considerado foi 8-QAM e os nós de origem e destino são escolhidos a partir de uma função de densidade de probabilidade Uniforme, assim como a taxa de transmissão sorteada a cada requisição. Essas taxas assumem os seguintes valores: 100, 200 e 400 Gbits/s. O tráfego da rede foi escolhido de forma a se ter probabilidades de bloqueio em torno de 10^{-3} .

O cálculo do número de slots demandados segue a Eq. 4 apresentada em [13], sendo obtidas demandas de 2, 3 e 6 slots para as respectivas taxas utilizadas. Visando permitir uma avaliação mais abrangente dos benefícios de cada heurística, foram consideradas duas topologias irregulares com enlaces unidirecionais: a Finlândia, com 12 nós, e a NSFNet, com 14 nós [3]. No roteamento, para encontrar as K rotas disponibilizadas para cada par origem-destino, foi adotado o algoritmo Yen [14] com o critério do número de enlaces (Yen-MH).

V. RESULTADOS E DISCUSSÃO

As heurísticas de otimização foram simuladas em 3 cenários distintos por topologia, diferenciados pelo número $k = 1, 2$ e 3 de rotas alternativas pré-definidas.

As Figuras 3a e 3b apresentam os resultados para as topologias NSFNet e Finlândia, respectivamente, para $k = 1$ sob uma carga de 200 Erlangs. Essa ordem de apresentação será mantida para os resultados ao longo deste artigo.

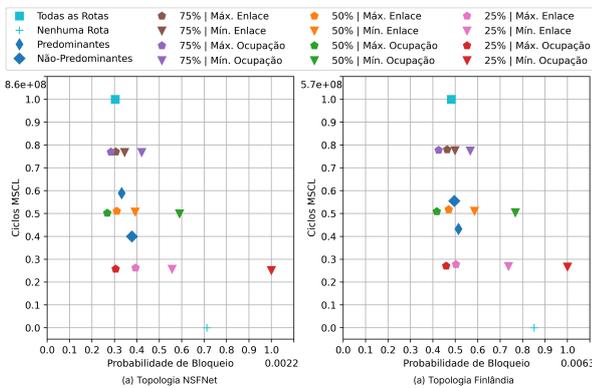


Fig. 3. Ciclos MSCL e PB para $k = 1$ à carga de 200 Erlangs.

A heurística representada pelo quadrado azul-turquesa é a forma clássica de utilizar a heurística MSCL, em que todas

as rotas do conjunto interferente são utilizadas no cálculo da perda de capacidade. Sendo assim, essa é a referência a ser melhorada. Caso exista uma heurística de ordenação que apresente ao menos o tempo de execução inferior, ela já será preferida, desde que a PB não seja diferente. Era esperado que o MSCL com nenhuma rota interferente apresentasse o pior desempenho na PB, mas ele foi superado pela heurística de menor ocupação com 25% do conjunto. Com isso, pode-se concluir haver combinação de rotas cuja consideração no cálculo da perda de capacidade prejudica/auxilia uma boa alocação do espectro. Essa conclusão é corroborada pelos resultados da heurística de maior ocupação com 50% do conjunto, que apresenta melhor resultado de PB frente a todas as outras analisadas. Ou seja, há um subgrupo de rotas cuja consideração no cálculo da perda de capacidade traz benefícios à PB. Além disso, tal combinação obtém uma economia em torno de 50% do tempo de simulação, validada nas duas topologias simuladas.

Os resultados para um cenário que utiliza $k = 2$ à carga de 270 Erlangs é apresentado na Figura 4. Diferentemente do cenário com $k = 1$, as probabilidades de bloqueio das ordenações de forma crescente e decrescente ficaram próximas. Enquanto em $k = 1$ deve ser priorizada a ordenação na ordem decrescente para todas as métricas, em $k = 2$ essa prioridade só continua consistentemente dando menor PB na topologia Finlândia, com exceção da métrica de ocupação em 25%.

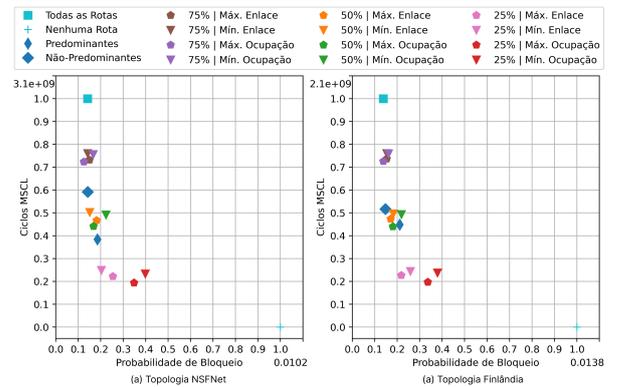


Fig. 4. Ciclos MSCL e PB para $k = 2$ à carga de 270 Erlangs.

A Figura 5 mostra os resultados na carga de 280 Erlangs e $k = 3$. Um aspecto interessante a se observar é que, para minimizar a PB, enquanto no cenário para $k = 1$ deve-se priorizar as rotas com o maior número de enlaces, em $k = 2$ há uma proximidade entre as soluções na ordem crescente e decrescente, enquanto em $k = 3$ é demonstrada uma vantagem com a priorização das rotas com menos enlaces no conjunto interferente. A mesma observação pode ser realizada ao considerar a métrica de ocupação: até $k = 2$ é preferível utilizar as rotas mais congestionadas no cálculo da perda de capacidade através do conjunto interferente. Em $k = 3$ menores probabilidades de bloqueio são obtidas ao utilizar as rotas com menor ocupação no conjunto de rotas interferentes.

A inversão de desempenho entre as heurísticas com prefixo Mín e Máx, conforme o valor de k aumenta, acontece devido à subutilização de algumas rotas. Em $k = 1$, todos os caminhos

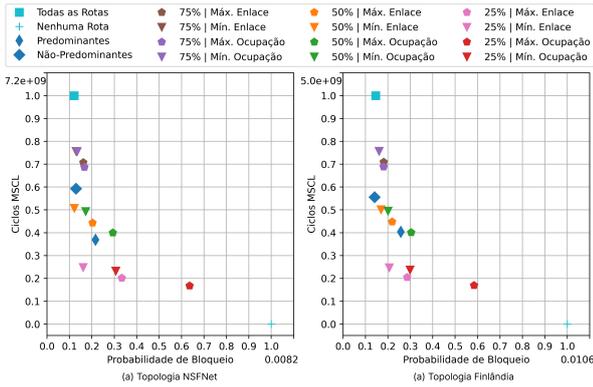


Fig. 5. Ciclos MSCL e PB para $k = 3$ à carga de 280 Erlangs.

presentes no conjunto de rotas interferentes são utilizados pelos seus respectivos pares origem-destino (O-D). Devido a essa utilização, é preferível priorizar as rotas interferentes que são mais longas em número de enlaces ou estão mais ocupadas, a depender da métrica empregada. Em $k = 2$ e $k = 3$, como há caminhos auxiliares para um mesmo par O-D, a prioridade é calcular a perda de capacidade nas rotas mais curtas em número de enlaces, pois normalmente essas tendem a ser mais escolhidas pelo MSCL. Além disso, enfatizar a manutenção de alta capacidade nessas rotas permite que elas sejam escolhidas com mais frequência, o que ajuda na redução da ocupação da rede, por elas possuírem poucos enlaces.

Dentre os 6 cenários simulados, utilizar apenas o conjunto de rotas Não-Predominantes apresentou valores de PB praticamente iguais aos do MSCL clássico em 5 deles, requerendo entre 50% a 60% dos Ciclos MSCL e se mostrando uma boa heurística para reduzir o tempo de execução com valores próximos de PB. Em $k = 1$, priorizar o conjunto formado pela maior ocupação se mostrou uma solução muito eficaz para reduzir a probabilidade e o tempo de simulação. Considerando a ordenação pela maior ocupação em 50%, a melhora da PB foi de 11,90% e 13,43% ao comparar com a utilização de todas as rotas, para as topologias NSFNet e Finlândia, respectivamente. Em $k = 2$, os melhores valores de PB são obtidos em 75% do conjunto ordenado pela maior ocupação, com reduções de 11,85% para a topologia NSFNet e com uma perda de 0,21% na topologia da Finlândia. Em $k = 3$, há uma diferença entre as heurísticas de otimização ao comparar as topologias, no entanto, as melhores soluções ficaram no intervalo de 0,5 a 0,6 Ciclos MSCL. Na topologia NSFNet, a solução que se destacou foi a ordenação de mínimo enlace em 50% do conjunto interferente, obtendo uma melhoria de 0,60% de PB em relação ao MSCL clássico. Já para a topologia Finlândia e com o conjunto interferente das rotas Não-Predominantes, há uma perda de 3,51%. A carga da rede implica na quantidade média de lacunas que o MSCL deve computar no cálculo da perda de capacidade, tal que cargas mais baixas demandam mais tempo de execução que cargas mais altas.

VI. CONCLUSÕES

Neste artigo, foram introduzidas heurísticas de otimização para o algoritmo MSCL. O compromisso entre as métricas de

Ciclos MSCL e PB proporcionaram uma abordagem multiobjetivo, com as heurísticas apresentadas objetivando um balanço adequado entre ambas. Dentre as heurísticas de otimização propostas, a que melhor cumpriu o objetivo foi a técnica de ordenar o conjunto de rotas interferentes a partir das rotas mais ocupadas, considerando somente uma fração desse conjunto. Essa técnica conseguiu melhorar a PB em 8,62% e o tempo de simulação em 36,69%, podendo chegar a 62,64% de ganho no tempo de simulação, sacrificando 2,67% de PB, quando são utilizados 25% do conjunto interferente comparado com o MSCL que recorre a todas as rotas. Todas as heurísticas e suas otimizações apresentaram resultados consistentes quando simulados para as topologias NSFNet e Finlândia. Espera-se que a abordagem apresentada seja capaz de trazer benefícios à heurística MSCL para diversas outras topologias e cenários.

AGRADECIMENTOS

Os autores gostariam de agradecer ao CNPq o apoio financeiro concedido, bem como à UFPE e à UFBA o apoio institucional por permitir o desenvolvimento desta pesquisa.

REFERÊNCIAS

- [1] A Feldmann, O Gasser, F Lichtblau, E Pujol, I Poese, C Dietzel, D Wagner, M Wichtlhuber, J Tapiador, N Vallina-Rodriguez, et al. The lockdown effect: Implications of the covid-19 pandemic on internet traffic. In *Proceedings of the ACM internet measurement conference*, pages 1–18, 2020.
- [2] D R B ARAÚJO. *Planejamento de redes ópticas usando inteligência computacional e ciência das redes*. PhD thesis, Universidade Federal de Pernambuco, 2015.
- [3] M L Santos. *Abordagens para atribuição de espectro em redes ópticas elásticas baseadas em perda de capacidade sob múltiplas rotas*. Master's thesis, Universidade Federal de Pernambuco, 2021.
- [4] R C Almeida Jr, A F Santos, K D R Assis, H Waldman, and J F Martins-Filho. Slot assignment strategy to reduce loss of capacity of contiguous-slot path requests in flexible grid optical networks. *Electronics Letters*, 49(5):359–361, 2013.
- [5] P F Souza Filho and R C Almeida Jr. Redução da perda de capacidade em redes ópticas elásticas com multiplexação espacial. In *XXXVI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais*, 2018.
- [6] P F Souza Filho and R C Almeida Jr. Estratégias de rsa utilizando split spectrum e o algoritmo mscl em eons. In *XXXVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais*, 2020.
- [7] C N Lira, Raul C Almeida Jr, D Chaves, H Waldman, and K D R Assis. Meta-heuristic procedure for enhanced spectrum fragmentation assessment in elastic optical networks. *Journal of Communication and Information Systems*, 35(1):333–337, 2020.
- [8] B C Chatterjee, N Sarma, and E Oki. Routing and spectrum allocation in elastic optical networks: A tutorial. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 17(3):1776–1800, 2015.
- [9] M L Santos, R C Almeida Jr, and D R B Araújo. Heurísticas para atribuição de espectro em redes ópticas elásticas baseadas em perda de capacidade sob múltiplas rotas. In *XXXIX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais*, 2021.
- [10] B Luo, J Zheng, J Xie, and J Wu. Dynamic crowding distance? a new diversity maintenance strategy for moeas. In *2008 Fourth International Conference on Natural Computation*. IEEE, 2008.
- [11] D A R Chaves, H A Pereira, C J A Bastos-Filho, and J F Martins-Filho. Simton: A simulator for transparent optical networks. *Journal of Communication and Information Systems*, 25(1), 2010.
- [12] M A Cavalcante, H A Pereira, and R C Almeida Jr. Simeon: an open-source elastic optical network simulator for academic and industrial purposes. *Photonic Network Communications*, 34:193–201, 2017.
- [13] M M Alves, R C Almeida Jr, A F Santos, H A Pereira, and K D R Assis. Impairment-aware fixed-alternate bsr routing heuristics applied to elastic optical networks. *The Journal of Supercomputing*, 77:1475–1501, 2021.
- [14] J Y Yen. Finding the k shortest loopless paths in a network. *management Science*, 17(11):712–716, 1971.