

ALGORITMO ITERATIVO PARA OTIMIZAÇÃO MULTI-OBJETIVO DE TOPOLOGIAS LÓGICAS DE REDES WDM

Renato Tannure Rotta de Almeida

Instituto Federal de Educação Ciência e Tecnologia do Espírito Santo
Rodovia ES-010, km 6,5, Manguinhos, Serra - ES
rtannure@ifes.edu.br

Karcus Day Rosário de Assis

Universidade Federal da Bahia - UFBA
Rua Aristides Novis 02, Federação, Salvador -BA
karcus.assis@ufba.br

Sergio Nery Simões

Instituto Federal de Educação Ciência e Tecnologia do Espírito Santo
Rodovia ES-010, km 6,5, Manguinhos, Serra - ES
sergio@ifes.edu.br

ABSTRACT

The algorithm proposed in this work optimizes logical topologies of optical networks, evolving from an initial full-connected mesh, combining two linear programming formulations, addressing different optimization objectives, to draw the least occupied link at each iteration. We aim to reduce the number of optical connections with minor impact on lightpath congestion and transit traffic processing at network routers, simultaneously. The results show that the proposed algorithm can successfully control both metrics with reduced computational effort, in contrast with previous proposed methods concerning logical topology design of WDM optical networks.

KEYWORDS. Optical Networks Planning. Virtual Topology Design. Linear Programming.

RESUMO

O algoritmo proposto neste trabalho otimiza topologias lógicas de redes ópticas partindo de uma malha totalmente conectada, combinando dois modelos de programação linear com diferentes funções objetivo e retirando o enlace menos utilizado a cada iteração. Busca-se com isso uma topologia lógica com um número de conexões ópticas reduzido, sem que isso aumente o congestionamento nos caminhos ópticos e o processamento eletrônico de tráfego em trânsito nos nós da rede. Os resultados obtidos demonstram que o algoritmo proposto controla essas duas métricas com esforço computacional reduzido, em comparação a outros métodos tradicionalmente aplicados à solução deste problema.

PALAVRAS CHAVE. Planejamento de Redes Óticas. Projeto de Topologia Virtual. Programação Linear.

1. Introdução

Redes ópticas WDM com roteamento de tráfego por comprimentos de onda são conhecidas por conterem duas topologias: a topologia física, constituída por um conjunto de enlaces físicos, e a topologia virtual, constituída por um conjunto de caminhos ópticos ou enlaces lógicos [Ramaswami 2002] [Mukherjee 1997]. A Figura 1 apresenta as topologias lógica e física de uma rede de seis nós na forma de um grafo. Os vértices do grafo são os nós da rede óptica. Cada arco bidirecional (linhas contínuas) representa um par de fibras, uma em cada direção, constituindo um enlace físico bidirecional. Os arcos direcionados (linhas tracejadas) representam os enlaces lógicos, que são comprimentos de onda de luz que se propagam através de um ou mais enlaces de fibra óptica. Consideramos que estes nós possuem recursos de roteamento de comprimentos de onda, no domínio óptico, e de pacotes de dados, na camada eletrônica, como convém a uma rede óptica WDM com roteamento por comprimentos de onda [Ramaswami 2002].

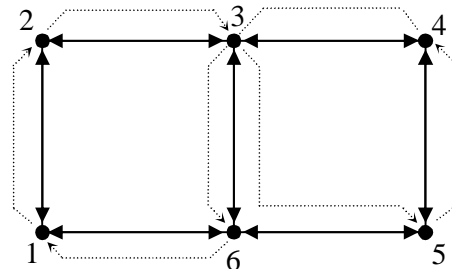


Figura 1. Exemplo de uma topologia física (linhas contínuas) e de topologia lógica (linhas tracejadas) para uma rede com 6 nós.

Seja $\Lambda(s,d)$ a matriz de tráfego, cujos elementos são os valores demandados de tráfego de dados entre cada par de nós da rede. Nosso objetivo é criar uma topologia lógica, representada por uma matriz binária B_{ij} , e sobre ela otimizar o roteamento de tráfego, atribuindo componentes λ_{ijsd} de cada demanda aos caminhos ópticos, cujo carregamento total é dado pelas variáveis reais λ_{ij} . O roteamento de tráfego, enquanto problema de otimização com variáveis binárias e reais, pode ser descrito por um modelo de programação linear inteira-mista (MILP), com o objetivo de minimizar alguma métrica relacionada, por exemplo, à eficiência na utilização de recursos da rede ou na transmissão de dados, como a máxima banda requerida nos enlaces lógicos [Ramaswami 1996], ao processamento eletrônico de tráfego em roteadores [Almeida 2006], ao número médio de saltos requerido para roteamento das demandas de tráfego, ao atraso na transmissão de dados [Banerjee 2000], entre outras.

Neste trabalho combinamos dois modelos de programação linear em um algoritmo para solucionar o problema do roteamento de tráfego, conforme descrito na próxima seção. Cada um destes modelos objetiva minimizar uma métrica diferente relacionada ao projeto da infra-estrutura física de rede. As duas métricas definidas como função objetivo a serem minimizadas nos modelos de programação linear considerados neste trabalho são: o congestionamento λ_{MAX} , que define a capacidade máxima requerida de comunicação de dados nos enlaces lógicos e transceptores optoeletrônicos e; o processamento eletrônico de tráfego em trânsito FT_{NET} , relacionado à capacidade de processamento dos roteadores eletrônicos de pacotes de dados instalados nos nós de redes ópticas.

Com relação a FT_{NET} , a melhor topologia é uma malha totalmente transparente, em que todos os nós são interligados entre si por meio de comprimentos de onda dedicados. No extremo oposto a este cenário, anéis lógicos requerem processamento de tráfego intenso nos nós. Tal sobrecarga em roteadores se deve ao reduzido número de caminhos ópticos disponíveis em topologias lógicas em anel, pois grande parte do tráfego que chega aos nós pela rede de transporte não pode simplesmente ser direcionado para a rede de acesso, pois se destina a outro nó da rede de transporte. Esta parcela do tráfego processado em roteadores, que deve ser retransmitida de volta para a rede de transporte de dados, é o que denominamos de tráfego em trânsito. O modelo MILP{Min[FT_{NET}]}, proposto em [Almeida 2006], utiliza FT_{NET} como função objetivo. No entanto, nas soluções para o roteamento de tráfego determinadas por este critério, alguns caminhos ópticos tendem a se tornar sobrecarregados, sugerindo que restrições sobre sua capacidade devam ser consideradas, dependendo dos recursos que se pretende disponibilizar em cada enlace físico ou nó da rede.

A capacidade máxima requerida em caminhos ópticos é o congestionamento λ_{MAX} . Ele é adotado como função objetivo no modelo clássico MILP{Min[λ_{MAX}]} para projeto de topologias lógicas proposta em [Ramaswami 1996]. De maneira recíproca a MILP{Min[FT_{NET}]}, as soluções de roteamento de tráfego obtidas com a minimização do congestionamento sobrecarregam roteadores eletrônicos, conforme apresentado em [Almeida 2006], onde há um estudo da influência da aplicação de um limite superior para o congestionamento na formulação MILP{Min[FT_{NET}]}. Neste estudo, foi identificada uma influência significativa da limitação da capacidade máxima dos enlaces lógicos no custo computacional do processo de otimização, inviabilizando aplicação de limites muito severos (próximos a limites inferiores teóricos) a λ_{MAX} . A principal contribuição deste trabalho consiste na proposição de um método que controle essas duas métricas, simultaneamente, mas sem o inconveniente do aumento do custo computacional.

2. Metodologia

O algoritmo proposto tem como objetivo uma solução para a topologia lógica que permita mínimo processamento eletrônico de tráfego em trânsito nos roteadores de redes de transporte de dados, dado um limite para capacidade máxima de caminho óptico requerida. Como desejamos investigar a possibilidade de se atingir o valor ótimo simultaneamente para essas duas métricas, FT_{NET} e λ_{MAX} , estipulamos o limite de capacidade de enlace lógico com base no limite inferior teórico para λ_{MAX} , proposto em [Ramaswami 1996]. A seguir temos a descrição do algoritmo proposto e dos modelos de programação linear utilizados.

2.1. Descrição do Algoritmo para Otimização Iterativa de Topologias Lógicas

Partindo de uma solução inicial para topologia lógica, que mais tarde definiremos como sendo um grafo totalmente conectado, considere a sequência de passos apresentada a seguir:

- Passo 1:** Dada uma matriz de tráfego e uma topologia lógica inicial, resolva o roteamento de tráfego com o modelo LP{Min[λ_{MAX}]}.
Passo 2: Resolva o roteamento de tráfego com a formulação LP{Min[FT_{NET}]}, considerando o limite de capacidade dos enlaces lógicos dado pelo valor de λ_{MAX} dado pelo passo anterior, selecionando o caminho óptico menos carregado.
- Passo 3:** Remova da topologia lógica o enlace selecionado no passo anterior.
- Passo 4:** Se não houver seccionamento da rede devido à retirada do enlace, retorne ao passo 1, do contrário, prossiga.
- Passo 5:** Readicione o último enlace removido para recuperar o estado da última topologia lógica válida, que é a própria solução encontrada pelo algoritmo.

A cada iteração, o algoritmo aplica uma regra de seleção e retira um enlace lógico, exigindo adaptação do roteamento de tráfego a um novo cenário de conectividade óptica. No caso, o critério adotado para retirada de enlaces elege o menos utilizado. A retirada sucessiva de enlaces representa uma solução mais econômica para o projeto da rede em termos de densidade de comprimentos de onda no sistema de comutação e transmissão óptica WDM, e de quantidade de interfaces de entrada e saída entre os roteadores eletrônicos e a camada óptica da rede. O objetivo deste algoritmo é fazer com que a economia, em termos de número de comprimentos de onda e transceptores, impacte o mínimo possível em outras variáveis não menos importantes, como largura de banda requerida por canal na camada óptica e capacidade de processamento de tráfego dos roteadores.

O custo computacional do algoritmo proposto é muito pequeno se comparado ao observado em [Almeida 2006], em que a capacidade máxima dos enlaces foi limitada diretamente no modelo MILP{Min[FT_{NET}]}. No presente trabalho, o custo computacional foi reduzido pois consideramos como dados de entrada as únicas variáveis inteiras dos modelos MILP{Min[FT_{NET}]} e MILP{Min[λ_{MAX}]}, que são as variáveis binárias de topologia lógica B_{ij}. Desta forma, foram constituídos os modelos LP{Min[FT_{NET}]} e LP{Min[λ_{MAX}]} utilizados neste trabalho, nos quais se considera B_{ij} como dados de entrada. Estas variáveis binárias é que caracterizam os problemas gerados a partir dos modelos MILP{Min[FT_{NET}]} e MILP{Min[λ_{MAX}]} como sendo de otimização combinatorial, requerendo uma busca geralmente bastante trabalhosa computacionalmente, pois se dá em um espaço de busca que apresenta crescimento exponencial com relação ao número de nós da rede. Mesmo assim, para estabelecer parâmetros absolutos de comparação, são utilizados neste trabalho resultados obtidos com a utilização destes dois modelos MILP, na medida em que seu custo computacional não constitui em impedimento de ordem prática para o tamanho da rede adotado nos experimentos. Além dos resultados exatos desses modelos, foram utilizados também limites inferiores teóricos propostos em [Ramawami 1996].

2.2. Modelos de Programação Linear

O modelo LP{Min[λ_{MAX}]} tem como dados de entrada a matriz de topologia lógica, com elementos binários B_{ij}, e a matriz de tráfego, com elementos reais Λ(s,d). Os elementos da matriz de topologia lógica indicam a existência (B_{ij} = 1) ou não (B_{ij} = 0) de um caminho óptico entre um par de nós (i,j). Segue abaixo, de (1) a (5), a descrição formal deste modelo:

$$\text{Minimize } (\lambda_{MAX}), \text{ sujeito a:} \tag{1}$$

$$\sum_j \lambda(i, j, s, d) - \sum_j \lambda(j, i, s, d) = \begin{cases} \Lambda(s, d) ; s = i \\ -\Lambda(s, d) ; d = i, \forall(s, d) \\ 0 ; s \neq i, d \neq i \end{cases} \tag{2}$$

$$\lambda(i, j) = \sum_{s,d} \lambda(i, j, s, d), \forall(i, j) \tag{3}$$

$$\lambda(i, j, s, d) \leq B(i, j) \cdot \Lambda(s, d) \tag{4}$$

$$\lambda(i, j) \leq \lambda_{MAX} \tag{5}$$

A função objetivo é apresentada em (1). Em (2) definimos um conjunto de restrições que garantem a conservação de fluxo de tráfego nos nós, em termos dos componentes de cada demanda de tráfego, λ_{ij_{sd}}. Em (3) temos a totalização da carga de tráfego em cada caminho óptico λ_{ij} e, em (4), estabelecemos a relação entre a topologia virtual e a solução para o roteamento de

tráfego, representada pelos componentes λ_{ijsd} . Finalmente, em (5), temos a definição do congestionamento λ_{MAX} , que constitui diretamente a função objetivo.

A seguir temos a declaração do modelo LP{Min[FT_{NET}]}. Este modelo, por implementar um limite superior para a carga de tráfego atribuída aos caminhos ópticos, tem como dado λ_{MAX} , além de B_{ij} e $\Lambda(s,d)$. A declaração formal deste modelo segue abaixo:

Minimize (FT_{NET}), sujeito a: (6)

$$\sum_j \lambda(i, j, s, d) - \sum_j \lambda(j, i, s, d) = \begin{cases} \Lambda(s, d) ; s = i \\ -\Lambda(s, d) ; d = i, \forall(s, d) \\ 0 ; s \neq i, d \neq i \end{cases} \quad (7)$$

$$\lambda(i, j) = \sum_{s,d} \lambda(i, j, s, d), \forall(i, j) \quad (8)$$

$$\lambda(i, j, s, d) \leq B(i, j) \Lambda(s, d) \quad (9)$$

$$\lambda(i, j) \leq \lambda_{MAX} \quad (10)$$

$$FT_j = \sum_{s,d} \sum_i \lambda_{ijsd}, j \neq d \quad (11)$$

$$FT_{NET} = \sum_j FT_j \quad (12)$$

Comparando as duas formulações, vemos que elas diferem, além da função objetivo, apenas por dois conjuntos de restrições, (11) e (12). O tráfego em trânsito é totalizado em (11), que é o tráfego que chega a um nó mas não se destina a ele ($j \neq d$). A variável FT_{NET} , que constitui a função objetivo, é definida em (12), sendo esta a soma do tráfego em trânsito em todos os nós.

Na seção a seguir apresentamos os resultados dos experimentos onde utilizamos o algoritmo proposto e também alguns modelos MILP, para efeitos de comparação.

3. Resultados

Os experimentos realizados neste trabalho foram feitos em duas etapas. Inicialmente foi considerada uma rede pequena, com apenas 6 nós, para que pudéssemos avaliar os resultados obtidos pelo algoritmo em um domínio onde é possível obter soluções exatas de problemas MILP. A seguir, consideramos uma rede com 14 nós, proposta em [Ramaswami 1996] e também utilizada como referência em outros trabalhos, como [Mukherjee 1997], [Banerjee 2000] [Ramaswami 2002] e [Almeida 2006]. Assim pudemos estabelecer uma comparação com limites inferiores teóricos amplamente conhecidos e divulgados, e também com resultados de outras heurísticas.

Os dados utilizados em todos os casos apresentados a seguir foram provenientes apenas da matriz de tráfego, que contém demandas de tráfego médias da rede para um cenário estático, onde se deseja projetar a topologia lógica. Se o algoritmo for aplicado à reconfiguração da rede, a matriz de tráfego representa o estado atual do tráfego. A solução obtida deve apresentar as necessidades de mudanças na topologia lógica, com retirada e adição de caminhos ópticos, de modo a permitir um roteamento de tráfego mais eficiente, frente a mudanças nas demandas de tráfego que naturalmente ocorrem ao longo do tempo.

Os experimentos com o algoritmo proposto foram executados em uma máquina com processador Pentium Core 2 Duo de 1,67 GHz e 2 GB de memória RAM. O sistema operacional utilizado foi o GNU/Linux – Ubuntu e a programação do algoritmo feita em linguagem C, utilizando, entre

outras, as bibliotecas do resolvidor GNU/GLPK para solução dos problemas de programação linear. As soluções dos problemas MILP foram obtidas em uma máquina com processador Pentium IV 2.8 GHz e 2GB de memória RAM, utilizando o aplicativo ILOG/CPLEX no sistema operacional GNU/Linux – Suse.

As soluções obtidas com o método iterativo proposto contrastam com as de modelos tradicionais de projeto de topologias lógicas, principalmente quando se analisa a densidade de conexões ópticas da rede, relacionada ao grau lógico Δ . O grau lógico é o número de caminhos ópticos que se originam (grau lógico de saída) ou que terminam (grau lógico de entrada) em cada nó da rede. Em trabalhos anteriores, como [Ramaswami 1996], [Mukherjee 1997], [Banerjee 2000], [Ramaswami 2002] e [Almeida 2006], os graus lógicos de entrada e saída são normalmente fixados em um mesmo valor numérico, consistindo em dados de entrada de formulações MILP e associados a restrições de grau lógico. Assim, de acordo com essas restrições, a tendência é obter nós com conectividade lógica simétrica, ou seja, grau lógico de entrada igual ao de saída, e também uniforme para todos os nós da rede.

No caso do algoritmo proposto, não há uma definição prévia do grau lógico. Para que seja possível comparar os resultados do algoritmo com os de trabalhos anteriores, que consideram grau lógico simétrico e uniforme, estabelecemos uma métrica denominada grau lógico médio em (13):

$$\Delta_{MEAN} = \sum_{i,j} \frac{B(i,j)}{N} \tag{13}$$

A seguir são apresentados os resultados para redes de 6 e 14 nós.

3.1. Experimentos com uma rede de 6 nós

Estes testes iniciais têm como objetivo principal estabelecer a eficiência do presente algoritmo se fosse utilizado como método de melhoramento de uma solução para a topologia lógica obtida previamente, como proposto em [Karcus 2005]. Para tanto, consideramos aqui um estágio inicial anterior ao início do algoritmo descrito na seção 2.1. Neste estágio inicial, resolve-se um problema MILP{Min[FT_{NET}]}, dada a matriz de tráfego e um determinado grau lógico uniforme e simétrico [Almeida 2006]. Em seguida, a partir da solução inicial obtida para a topologia lógica, aplica-se o algoritmo proposto neste trabalho.

Os problemas MILP resolvidos no estágio inicial são praticamente idênticos em sua formulação ao modelo LP{Min[FT_{NET}]}, apresentada na seção 2.2, diferindo basicamente por considerar os elementos da matriz de topologia lógica B_{ij} como sendo as variáveis inteiras do problema, ao invés de dados de entrada, por conter as restrições de grau lógico, dadas em (14) e (15), e por não considerar a restrição que limita superiores para a capacidade dos enlaces lógicos (10).

$$\sum_i B(i,j) = \Delta; \forall j \tag{14}$$

$$\sum_j B(i,j) = \Delta; \forall i \tag{15}$$

A topologia da rede de 6 nós utilizada neste experimento está representada na Figura 1. A matriz de tráfego utilizada, mostrada abaixo na Tabela 1, foi a mesma de [Ramaswami 1996], para que fosse possível a comparação com resultados previamente publicados.

Consideramos 4 casos relacionados ao grau lógico da solução inicial: $\Delta_{INT} \in \{2, 3, 4, 5\}$. Com esta investigação, esperamos observar se o grau de conectividade óptica de uma determinada topologia, estabelecida como ponto de partida, influencia na qualidade de novas configurações com menos enlaces lógicos originadas pelo método iterativo proposto. Para cada um desses

casos, obtivemos, em cada iteração, os seguintes resultados para o congestionamento λ_{MAX} e processamento eletrônico de tráfego em trânsito na rede FT_{NET} , mostrados nas Tabelas 2 e 3 a seguir.

Tabela 1. Matriz de tráfego utilizada para a rede de 6 nós.

(s,d)	1	2	3	4	5	6
1	.	0.537	0.524	0.710	0.803	0.974
2	0.391	.	0.203	0.234	0.141	0.831
3	0.060	0.453	.	0.645	0.204	0.106
4	0.508	0.660	0.494	.	0.426	0.682
5	0.480	0.174	0.522	0.879	.	0.241
6	0.950	0.406	0.175	0.656	0.193	.

Tabela 2. Limite para o congestionamento λ_{MAX} em função do grau lógico médio Δ_{MEAN} e o da topologia lógica inicial Δ_{INIT} . Em (*) temos as soluções que apresentam valores de λ_{MAX} melhores que o ótimo de topologias lógicas com grau lógico simétrico MILP(Δ_{SIM}).

Resultados – Congestionamento (λ_{MAX})						
Algoritmo proposto					MILP (Δ_{SIM})	
$\Delta_{MEAN} \backslash \Delta_{INIT}$	2	3	4	5	Δ_{SIM}	Min[λ_{MAX}]
5.0				0.710	5.0	0.710
4.8				0.710		
4.7				0.710		
4.5				0.710		
4.3				0.710		
4.2				0.735		
4.0			0.887	0.766 (*)	4.0	0.887
3.8			0.887	0.884		
3.7			0.912	0.897		
3.5			0.912	0.961		
3.3			0.982	0.961		
3.2			1.009	1.044		
3.0		1.186	1.190	1.077 (*)	3.0	1.183
2.8		1.295	1.437	1.254		
2.7		1.340	1.437	1.336		
2.5		1.767	2.230	1.456		
2.3		2.113	2.230	1.653		
2.2		2.113	2.264	2.002		
2.0	2.301	2.178	2.534	2.230	2.0	2.042
1.8	2.799	2.494	3.560	2.479		
1.7	2.799	3.218	3.560			
1.5	3.783	4.747	3.560			
1.3	4.942					
1.2						
1.0					1.0	

A Tabela 2 mostra uma concentração de bons resultados nos casos em que o grau lógico inicial é bastante alto. Além disso, foram obtidos pelo menos dois casos em que o congestionamento, para a topologia produzida pelo algoritmo proposto, ficou abaixo do valor exato, obtido ao se resolver

problemas MILP cujas restrições de grau lógico impõem limites uniformes e simétricos para todos os nós. Nos resultados do extremo superior de cada coluna, o algoritmo eliminou ainda poucos enlaces, e por isso apresenta pouca eficiência relativa. Em seus extremos inferiores, a topologia lógica tende à forma de anel ($\Delta = 1$), sendo esta região do espaço de busca a que o algoritmo não alcançou, devido ao critério de parada adotado, mas que podemos considerar pequena frente ao número de soluções obtidas.

Considerando os limites superiores para a capacidade de caminhos ópticos dados pela Tabela 2 (λ_{MAX}), o algoritmo resolve, em cada iteração, o problema de roteamento de tráfego LP{Min[FT_{NET}]}, que determina o caminho óptico menos ocupado que deve ser retirado da topologia. A seguir, na Tabela 3, temos os resultados para a a minimização de FT_{NET} em cada iteração do algoritmo proposto considerando estes limites superiores para a capacidade de caminhos ópticos.

Tabela 3. Requisitos de capacidade de processamento eletrônico de tráfego em trânsito nos nós da rede F_{TNET} obtidos em cada iteração do algoritmo proposto, em função do grau lógico médio Δ_{MEAN} e o da topologia lógica inicial Δ_{INIT} . (*)soluções que apresentam valores de FT_{NET} melhores que o resultados exatos de topologias lógicas com grau lógico simétrico MILP(Δ_{SIM}).

Resultados –Processamento Eletrônico de Tráfego (FT _{NET})							
Algoritmo proposto					MILP(Δ_{SIM})		
Δ_{INIT} / Δ_{MEAN}	2	3	4	5	Δ_{SIM}	Min[FT _{NET}]	Min[FT _{NET} , λ_{MAX}]
5.0				0.968	5.0	0.000	0.885
4.8				1.028	4.8		
4.7				1.203	4.7		
4.5				1.407	4.5		
4.3				1.642	4.3		
4.2				1.695	4.2		
4.0			1.823	1.690	4.0	1.673	1.817
3.8			1.964	1.345	3.8		
3.7			2.112	1.601	3.7		
3.5			2.498	1.717	3.5		
3.3			3.126	2.211	3.3		
3.2			3.281	2.940	3.2		
3.0		3.895	3.475	3.259 (*)	3.0	3.567	3.866
2.8		3.908	4.198	4.064	2.8		
2.7		4.913	4.888	4.856	2.7		
2.5		5.524	4.569	5.305	2.5		
2.3		6.490	5.116	6.600	2.3		
2.2		6.896	5.719	7.726	2.2		
2.0	7.556	8.248	6.848 (*)	8.089	2.0	7.022	7.489
1.8	8.522	9.752	7.922	8.466	1.8		
1.7	9.803	11.700	8.896		1.7		
1.5	14.210	12.699	10.836		1.5		
1.3	18.540				1.3		
1.2					1.2		
1.0					1.0		

Temos na Tabela 3, nas colunas à direita, os resultados ótimos obtidos para FT_{NET} resolvendo problemas MILP que consideram o grau lógico uniforme e simétrico, mas com uma singular

diferença: o modelo nomeado $MILP\{\text{Min}[FT_{NET}, \lambda_{MAX}]\}$ implementa a restrição de que a capacidade máxima dos caminhos ópticos não pode exceder o valor ótimo do congestionamento, solução do problema $LP\{\text{Min}[\lambda_{MAX}]\}$. Os resultados mostram que, apesar do limite de capacidade para os caminhos ópticos, ainda é possível obter, com o algoritmo proposto, valores melhores que os fornecidos pelos problemas $MILP(\Delta_{SIM})$. Vale ressaltar que estes últimos consideram grau lógico simétrico e uniforme, ao contrário do algoritmo proposto.

Após este estudo inicial, feito com redes de 6 nós, partimos para um caso em que a utilização de modelos exatos apresenta custo computacional geralmente alto. Nestes casos é comum a utilização de métodos heurísticos [Ramaswami 1996]. Na seção a seguir temos os resultados de uma rede de 14 nós e comparações com limites inferiores teóricos e soluções exatas.

3.2. Experimentos com uma rede de 14 nós

A topologia da rede de 14 nós utilizada nos experimentos desta seção está representada na Figura 2 abaixo.

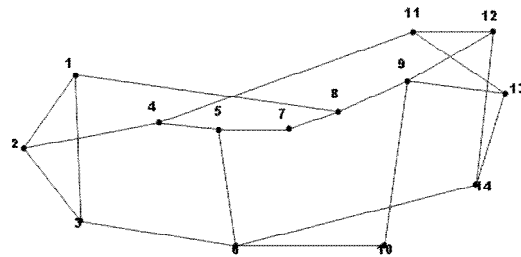


Figura 2. Topologia da rede de 14 nós.

Foram utilizadas duas matrizes de tráfego com distribuições de demandas de tráfego diferentes, P_1 e P_2 , para comparação com os resultados previamente publicados em [Ramaswami 1996]. A partir dos resultados obtidos com as redes de 6 nós, consideramos uma topologia inicial totalmente conectada, pela eficiência que apresentou nos experimentos com a rede de 6 nós. Nas Figuras 3 e 4 temos o perfil de variação dos requisitos de capacidade máxima dos caminhos ópticos, λ_{MAX} , colocado como limite em um cenário em que se deseja minimizar a capacidade de processamento requerida em roteadores eletrônicos, FT_{NET} .

Os gráficos apresentados na Figura 3 permitem uma comparação dos resultados obtidos para λ_{MAX} dados pelo algoritmo proposto neste trabalho (linha contínua), com limites inferiores teóricos (círculos) e resultados da heurística HLDA (asteriscos) de [Ramaswami 1996]. Podemos observar que os resultados obtidos pelo algoritmo proposto foram em geral melhores, especialmente para a matriz de tráfego P_2 , ou pelo menos muito próximos ao valor do limite inferior teórico que considera grau lógico simétrico e uniforme. Com esta comparação, fica clara a vantagem de se relaxar as restrições que impõem que o grau lógico seja simétrico e uniforme para todos os nós da rede.

As soluções exatas para FT_{NET} podem ser obtidas com solução dos problemas derivados do modelo $MILP\{\text{MIN}[FT_{NET}]\}$, que apresentam baixo custo computacional quando a relação Δ/N é alta, conforme demonstrado em [Almeida 2006]. No entanto, quando se limita a capacidade máxima dos caminhos ópticos, o custo computacional apresenta um crescimento abrupto, inviabilizando a solução pelo modelo exato em muitos casos, especialmente quando este limite superior se aproxima dos limites inferiores teóricos de λ_{MAX} . Na Figura 4, podemos estabelecer uma comparação entre os valores de FT_{NET} obtidos com o algoritmo (linha) e os valores ótimos providos pelo modelo $MILP\{\text{Min}[FT_{NET}]\}$, sem limite de capacidade máxima em caminhos

ópticos (círculos) e também, em alguns casos, quando este limite é fixado em um valor praticamente igual ao limite inferior teórico de λ_{MAX} (asteriscos) [Ramaswami 1996].

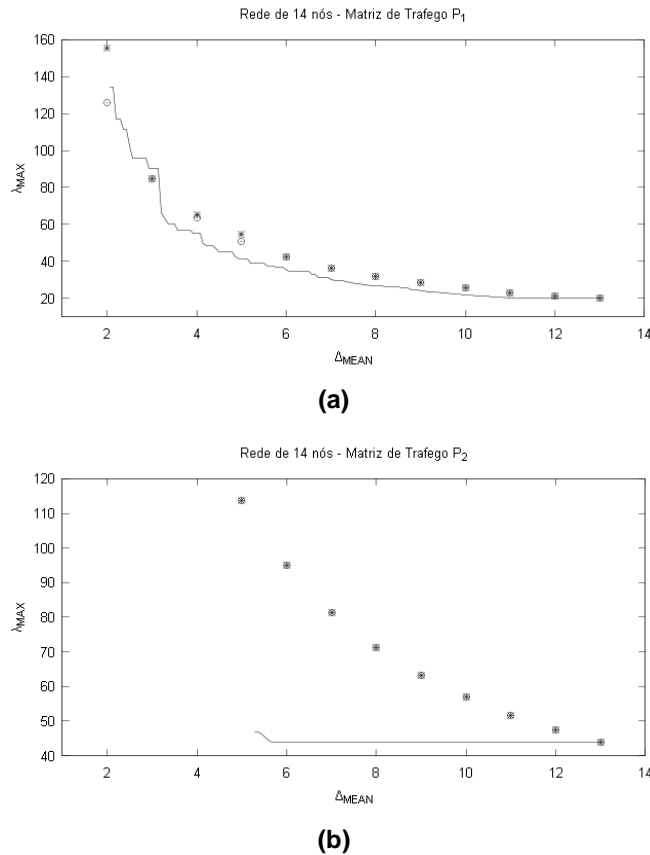
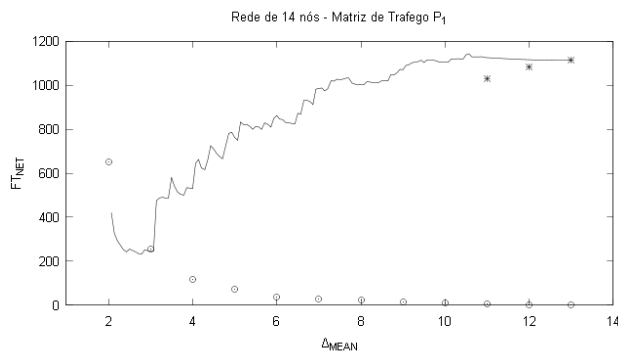


Figura 3. Congestionamento dado pelo algoritmo proposto para a rede de 14 nós (linha), considerando as matrizes de tráfego P₁ (a) e P₂ (b), além dos limites inferiores teóricos previstos para o modelo MILP{Min[λ_{MAX}]} (círculos) e resultados da heurística HLDA de [Ramaswami 1996] (asteriscos).

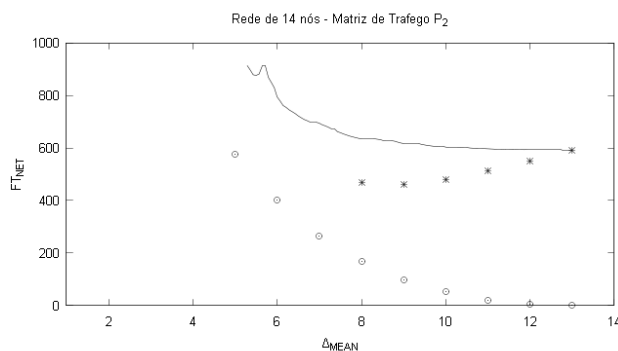
Na Figura 4, comparando os resultados obtidos pelos dois modelos MILP, com (asteriscos) e sem (círculos) limitação de capacidade de caminhos ópticos, vemos que o impacto da limitação de capacidade nos caminhos ópticos em FT_{NET} é considerável. Os resultados obtidos pelo algoritmo (linha) mantiveram-se próximos aos valores ótimos determinados pelo modelo MILP{Min[FT_{NET}]}, quando se considera que a capacidade dos caminhos ópticos não pode exceder o limite inferior teórico de λ_{MAX} (asteriscos). Como esperado, não foi possível estabelecer esta última comparação em todos os casos, pois o custo computacional do problema gerado pela minimização do FT_{NET} com uma forte restrição à capacidade dos caminhos ópticos apresenta crescimento bastante abrupto à medida que o grau lógico diminui [Almeida 2006]. Por exemplo, para a matriz de tráfego P₁, foi detectado um aumento no tempo de otimização de poucos minutos ($\Delta_{SIM} = 11$) para mais de 8 horas, sem que se chegasse a uma única solução inteira viável ($\Delta_{SIM} = 10$).

Comparando os resultados obtidos para P₁, na Figura 4(a), e P₂, na Figura 4(b), vemos que não há um padrão para a variação de FT_{NET} , ao longo do processo iterativo, ao contrário do observado para λ_{MAX} , que tende a ser decrescente (Figura 3). Além disso, os resultados da Figura

4(b) indicam valores de FT_{NET} acima dos limites inferiores teóricos e soluções exatas obtidas pelos modelos MILP. Atribuímos esse incremento em FT_{NET} para a matriz de tráfego P_2 ao ganho obtido em termos de limitação de λ_{MAX} , que pode ser visto na Figura 3(b). Para esta matriz de tráfego, λ_{MAX} se manteve em valores muito baixos se comparados aos seus limites inferiores teóricos, computados para grau lógico simétrico e uniforme, durante todo o processo iterativo. Tal redução em λ_{MAX} certamente se traduziria em uma sobrecarga de processamento eletrônico em roteadores FT_{NET} para esta matriz de tráfego, como indicado anteriormente em [Almeida 2006].



(a)



(b)

Figura 4. Processamento de tráfego dado pelo algoritmo para a rede de 14 nós (linha), considerando as matrizes de tráfego P_1 (a) e P_2 (b), além dos valores ótimos providos pelo modelo MILP{Min[FT_{NET}]} sem limitação da capacidade máxima de caminhos ópticos (círculos) e com este limite fixado no limite inferior teórico de λ_{MAX} (asteriscos).

4. Conclusões

O algoritmo proposto neste trabalho combina dois modelos de programação linear e um método de seleção de enlaces da topologia lógica de uma rede óptica, de forma que em cada iteração seja eliminado o caminho óptico menos utilizado. Os modelos de programação linear resolvem o problema de roteamento de tráfego com critérios de otimização diferentes, um deles minimizando o congestionamento de uma dada topologia e outro o processamento eletrônico de tráfego em trânsito nos nós da rede, este último sujeito ainda a uma limitação severa da capacidade máxima dos caminhos ópticos, baseada no valor ótimo do congestionamento obtido para o estado da topologia lógica em cada iteração.

Como principais vantagens do algoritmo proposto, podemos citar o custo computacional extremamente reduzido. Além disto, os resultados providos pelo algoritmo para o congestionamento são em geral melhores que valores ótimos ou limites inferiores teóricos resultantes de modelos clássicos. Isto é possível devido a uma característica singular do algoritmo, que não possui restrições que levem a topologia lógica a assumir grau lógico uniforme e simétrico, ao contrário de modelos de programação linear e diversas heurísticas já propostas para a solução deste mesmo problema. Concluimos assim que é interessante considerar limites para o número total de enlaces da rede em substituição às clássicas restrições de grau lógico, incluindo no espaço de busca boas soluções para a topologia lógica que não possuem grau lógico uniforme e simétrico.

Em desenvolvimentos posteriores, pretendemos utilizar outros critérios para seleção de enlaces lógicos no método iterativo e realizar um estudo estatístico que comprove a robustez e eficiência de cada um deles frente a diferentes cenários de tráfego, principalmente no que diz respeito ao processamento eletrônico de tráfego em trânsito.

5. Referências

- Ramaswami, R. e Sivarajan K. N. (2002), *Optical Networks: A Practical Perspective*, Morgan Kaufmann Publishers Inc., 2ª edição.
- Mukherjee, B. (1997), *Optical Communication Networks*, McGraw-Hill, 1ª edição.
- Banerjee, D. e Mukherjee, B. (2000) “Wavelength-routed optical networks: linear formulation, resource budgeting tradeoffs, and a reconfiguration study”, In *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, p. 598-607.
- Almeida, R. T. R., Calmon, L. C., Oliveira, E., Segatto, M. E. V. (2006) “Design of virtual topologies for large optical networks through an efficient MILP formulation”, In *Optical Switching and Networking*, vol. 3, n. 1, p. 2-10.
- Assis, K. D. R., Giozza, W. F., e Waldman, H. (2005) “WDM Optical Networks: A Complete Design”, In *Journal of Communication and Information Systems*, vol. 20, n. 3, p. 81-95.