



Um modelo de programação linear inteira para o problema RSA em Redes Ópticas Elásticas

Carlos Magno de O. Araújo, Anand Subramanian, Iguatemi Eduardo da Fonseca

Universidade Federal da Paraíba - Centro de Informática

R. dos Escoteiros, s/n - Mangabeira, João Pessoa - PB, 58055-000

ca.magno00@gmail.com, anand@ci.ufpb.br, iguatemi@ci.ufpb.br

RESUMO

As redes ópticas elásticas surgiram como uma alternativa às tradicionais redes ópticas WDM, em que o espectro óptico é organizado em comprimentos de onda estáticos. Tecnologias recentes permitiram uma nova maneira de usar o espectro óptico, dividindo-o em faixas subportadoras de baixa taxa de transmissão que admitem sobreposição por ortogonalidade (OFDM). Essa nova abordagem levou à necessidade de algoritmos capazes de lidar com a flexibilidade das redes ópticas elásticas. O problema RSA, provado ser NP-difícil, visa a utilização eficiente do espectro óptico no atendimento de demandas de tráfego nesse tipo de rede. Este trabalho propõe um novo modelo de programação linear inteira baseada em fluxos com múltiplas comodidades para uma versão do problema RSA. Resultados mostram que o modelo proposto obtém soluções ótimas em cenários em que o modelo baseado em pré-cálculo de rotas da literatura não consegue.

PALAVRAS CHAVE. Redes Ópticas Elásticas, Problema RSA, Programação Linear Inteira.

PO em Telecomunicações e Sistemas de Informações, Otimização Combinatória

ABSTRACT

Elastic optimal networks appeared as an alternative to traditional WDM optical networks, where the optical spectrum is organized in static wavelengths. Recent technologies allowed for a new way of using the optical spectrum, dividing it in low traffic rate subcarrier bands that admit orthogonality overlap (OFDM). This new approach motivated the need of developing novel algorithms that should be designed to cope with the flexibility of elastic optical networks. The RSA problem, which is NP-hard, aims at efficiently using the optical spectrum while meeting the traffic demands in this type of networks. This work proposes a new multi-commodity flow-based integer linear programming model for a version of the RSA problem. Computational experiments show that the proposed model finds optimal solutions for scenarios where the path-based model from the literature does not succeed in finding them.

KEYWORDS. Elastic Optical Networks, RSA Problem, Integer Linear Programming.

OR in Telecommunications and Information Systems, Combinatorial Optimization



1. Introdução

Dada a crescente demanda de tráfego de dados na malha mundial de comunicação, as redes ópticas podem ser consideradas um dos pilares do mundo moderno, apresentando capacidade para suportar a constante demanda por altas taxas de transmissão. De acordo com [Cisco VNI, 2016], a previsão anual do tráfego IP global para os anos entre 2017 e 2020 será de 1.1ZB a 2.3ZB seguindo um crescimento constante ao longo desses anos. Adicionalmente, o comportamento do tráfego vem sendo alterado e diversificado rapidamente graças aos novos paradigmas de inclusão de dispositivos *mobile* e a recente IoT (*Internet of Things*), tornando a gestão do tráfego muito mais complexa.

As tradicionais tecnologias WDM (*Wavelength Division Modulation*) em redes ópticas apresentam grande capacidade de transmissão [Mukherjee, 2006] chegando a comportar uma frequência de 100GHz por canal, o que justifica o amplo uso dessas tecnologias, como a DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*), em redes *backbone* com topologia *mesh*. Apesar das sabidas vantagens, as tecnologias WDM ainda apresentam um ponto fraco muito relevante. A granularidade do arranjo do espectro nas redes WDM é estático e, por vezes, ineficiente. Mesmo que uma conexão não possua tráfego suficiente para usar toda capacidade de transmissão de um canal, seu espectro é alocado integralmente para supri-la. Essa maneira de alocação causa desperdício da capacidade de transmissão e energia.

Para lidar com essa grande variedade de taxas de transmissão se faz necessário tecnologias provedoras de escalabilidade e flexibilidade de alocação. A arquitetura SLICE (*Spectrum-sliced Elastic Optical Path*) [Jinno et al., 2008] divide o espectro em pequenas faixas de transmissão (*slots* de frequência) que podem ser moduladas em um único sinal graças a tecnologia de multiplexação OFDM (*Orthogonal Frequency-Division Multiplexing*) [Yang et al., 2008]. Essa tecnologia também permite que *slots* de frequência adjacentes possam ser sobrepostos em parte, uma vez que são ortogonalmente modulados, aumentando a eficiência de transmissão do espectro e fornecendo granularidade fina e elasticidade à rede. Testes mostraram de a rede elástica (EON - *Elastic Optical Network*) SLICE é capaz de estabelecer alocações com taxas transmissão variando de 40Gb/s a 400Gb/s.

Permitida a possibilidade de alocação elástica do espectro óptico, ressaltou-se a necessidade de algoritmos em nível de rede para alocação de rota e espectro flexível não-uniforme [Jinno et al., 2009], fazendo com que o problema RSA (*Routing and Spectrum Assignment*) fosse introduzido no contexto de redes ópticas elásticas [Christodoulopoulos et al., 2010].

Nesse trabalho propomos um modelo ILP (*Integer Linear Programming*) baseado no conceito de conservação de fluxo para uma versão do problema RSA *offline* aplicado ao contexto de redes ópticas elásticas. Esse modelo dispensa o pré-cálculo de rotas, estratégia usada pelos modelos disponíveis na literatura, possibilitando para algumas instâncias a obtenção da solução ótima onde o pré-processamento de todas as rotas possíveis é inviável.

A disposição do trabalho dá-se do seguinte modo: na seção 2 descrevemos a versão do problema RSA abordada nesse trabalho, em seguida, nas subseções 2.1 e 2.2, fazemos uma breve revisão acerca dos trabalhos relacionados ao problema RSA em redes ópticas elásticas e descrevemos o modelo ILP LP-CA (*Link-Path Channel Assignment*) proposto na literatura; na seção 3 definimos o modelo proposto, após, na seção 4, descrevemos e debatemos os experimentos e seus resultados; nosso trabalho é finalizado com a seção, 5 onde algumas conclusões e propostas de trabalhos futuros são expostas.

2. O problema RSA

O problema RSA visa a alocação proveitosa do espectro dada uma rede óptica elástica e um tráfego a ser atendido. Para cada demanda de tráfego a ser atendida, o algoritmo RSA deve tentar atribuir uma rota e uma configuração de espectro, ou seja, uma modulação definida por um conjunto de subportadoras, também chamadas de *slots*, para a alocação do sinal óptico. Podemos encontrar na literatura versões para o problema RSA com relação aos tipos de entrada e objetivos.



Os tipos de entrada se referem às versões dinâmica, quando o tráfego a ser atendido é conhecimento sequencialmente em tempo de execução, e estática, ou *offline*, em que o tráfego é pré-definido numa matriz de demandas. Na subseção 2.1 são discutidos os diferentes objetivos e métricas de avaliação achados na literatura para o problema RSA.

A versão *offline* do problema RSA abordada nesse trabalho, identificada na literatura com *capacited RSA*, foi definida em [Velasco et al., 2012] e tem como dados de entrada os seguintes parâmetros:

- Uma rede óptica representada por um grafo $G(V, E)$, sendo V o conjunto de nós ópticos v e E o conjunto de enlaces e de fibra conectando dois nós $\{v_s, v_t\} \in V$;
- Um conjunto ordenado S de *slots* de frequência em cada enlace e em E ; $S = \{s_1, s_2, \dots, s_{|S|}\}$;
- Uma banda de guarda B (número de *slots*) necessária entre duas alocações de espectro contíguas;
- Um conjunto D de demandas a serem transportadas. Cada demanda d é representada por uma tupla (s_d, t_d, b_d, n_d) , em que s_d e t_d são os nós de origem e destino, respectivamente, b_d é a banda requerida, e n_d é o número de *slots* requeridos.

De acordo com a arquitetura de rede SLICE apresentada em [Jinno et al., 2009], cada nó $v \in V$ pode ser considerado um sistema integrado entre um WXC (*Bandwidth-variable Wavelength Crossconnect*) e um *transponder* óptico. O WXC é responsável pelo processo de *add/drop* e encaminhamento dos sinais ópticos. O *transponder* recebe e gera os sinais ópticos. Cada subportadora é mapeada para um índice s , sendo assim $|S|$ corresponde a capacidade do enlace. Nesse trabalho consideramos que cada $e \in E$ possui a mesma capacidade $|S|$.

Essa versão do problema RSA tem como objetivo alocar a maior quantidade de tráfego possível levando em consideração as restrições de contiguidade e continuidade, e a não garantia de que todas as demandas podem ser alocadas, podendo haver assim, bloqueio de demandas. A restrição de contiguidade determina que os *slots* alocados para uma demanda devem ser adjacentes. A restrição de continuidade obriga que o conjunto de *slots* definido para alocar uma demanda deve ser o mesmo em todos os enlaces ao longo da rota escolhida.

2.1. Trabalhos Relacionados

Diferentes abordagens do problema RSA podem ser encontradas na literatura. Em [Jinno et al., 2010] foi proposto um algoritmo RSA em que a estratégia de escolha de alocação de espectro é adaptativa baseada na quantidade de saltos necessários ao longo da rota escolhida. Configurações de modulação mais robustas foram utilizadas em rotas com maiores números de saltos e modulações mais eficientes, como 64 QAM, para rotas mais curtas com o objetivo de alocar, sem bloqueio, um conjunto de demandas usando a menor quantidade de espectro.

Em [Christodoulopoulos et al., 2010] os autores propõem um modelo ILP para o problema RSA de alocação conjunta, que faz uso do pré-cálculo de rotas, e uma formulação ILP para escolha de rota que é usada em conjunto com algoritmos de alocação de espectro compondo um algoritmo de etapas independentes (R+SA). O trabalho aborda a versão *offline* do problema visando minimizar o uso total do espectro sem bloqueio de demandas.

O problema RMLSA (*Routing, Modulation Level, and Spectrum Allocation*) é uma extensão o problema RSA que leva em consideração a escolha do tipo de modulação do sinal óptico para garantir requisições de QoT (*Quality of Transmission*) e minimizar o uso do espectro. Esse problema foi formalmente definido em [Christodoulopoulos et al., 2011]. Nesse trabalho os autores também propõem modelos e heurísticas para o problema.



A heurística AFA-CA (*Adaptive Frequency Assignment - Collision Avoidance*) baseada no cálculo do congestionamento de enlaces e um outro modelo ILP é proposto em [Klinkowski e Walkowiak, 2011]. O problema RSA *offline* abordado no trabalho visa minimizar o uso total do espectro sem bloqueio de demandas. Nesse trabalho os autores propõem uma heurísticas RSA que, assim como o modelo proposto, faz uso de rotas pré-calculadas e processa a alocação de forma sequencial da matriz de demandas decrescentemente ordenada usando como critério de desempate rotas com menor probabilidade de congestionamento.

Um modelo ILP baseado em conservação de fluxo foi proposto em [Wang et al., 2011] para o problema RSA com o objetivo de minimizar a quantidade de subportadoras necessárias para atender uma matriz de demandas. Em seguida, em [Wang et al., 2012] ou autores propuseram um modelo baseado em rotas pré-definidas.

Uma versão do problema RSA, apresentada aqui na seção 2, foi proposta em [Velasco et al., 2012], sendo chamada de *capacited* RSA. Nesse trabalho os autores propuseram duas formulações ILP. A abordagem *node-arc* foi proposta em [Cai et al., 2013] para um modelo ILP além de uma heurística gulosa baseada em janela de espectro para minimização do uso de subportadoras. Um modelo ILP e uma metaheurística Tabu foram propostas em [Walkowiak et al., 2014] para o problema RSA com DPP (*Dedicated Path Protection*) em que um *lightpath backup* deve ser alocado para cada demanda.

Em [Li e Kim, 2015] é proposto um modelo *link-based* de programação linear inteira mista (MILP) com o objetivo de otimizar a utilização do espectro, considerando a relação de compromisso entre modulações eficientes e alcance de transmissão e taxa de erro de bit (QoT). Uma relação entre o problema DA-RSA (*Distance-Adaptive RSA*) e um problema de escalonamento de tarefas multiprocessadas é mostrada em [Talebi et al., 2016] e um algoritmo baseado em escalonamento de listas é proposto.

2.2. Modelo LP-CA

O modelo LP-CA usa o conceito de canais e foi proposto em [Velasco et al., 2012]. Um canal corresponde a um conjunto de *slots* adjacentes sob os quais um sinal óptico transmitido. O modelo LP-CA possui a seguinte formulação:

- Conjuntos

- P_d - conjunto de caminhos candidatos p para cada demanda $d \in D$:
 $p = \{s_d, \dots, t_d\} \quad \forall p \in P_d, P_d \subset P.$

- C_d - conjunto dos canais $c \in C$ tais que $\sum_{s \in S} \gamma_{cs} = n_d, C_d \subset C.$

- γ_{cs} - Binária. 1 se o canal c usa o *slot* s e 0 caso contrário.

- δ_{pe} - Binária. 1 se a rota p contém o enlace e e 0 caso contrário.

- Variáveis

- x_d - Binária. 1 se a demanda d é rejeitada e 0 caso contrário.

- y_{pc} - Binária. 1 se o canal c é atribuído ao caminho p e 0 caso contrário.

- Formulação:

$$\text{Minimizar } \varphi = \sum_{d \in D} b_d x_d \quad (1)$$

Sujeito a:

$$\sum_{p \in P_d} \sum_{c \in C_d} y_{pc} + x_d = 1 \quad d \in D \quad (2)$$

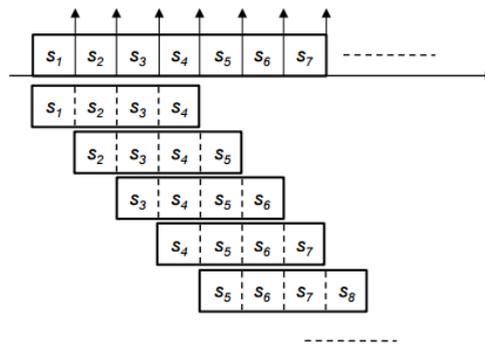


Figura 1: Conjunto de canais.

$$\sum_{d \in D} \sum_{p \in P_d} \sum_{c \in C_d} \gamma_{cs} \delta_{pc} y_{pc} \leq 1 \quad e \in E, s \in S \quad (3)$$

$$x_d \in \{0, 1\} \quad d \in D \quad (4)$$

$$y_{pc} \in \{0, 1\} \quad p \in P, c \in C \quad (5)$$

O modelo LP-CA possui como função objetivo a minimização da quantidade de tráfego bloqueado. Para isso possui dois grupos de variáveis de decisão binária. A variável x_d informa a respeito da alocação ou não alocação de cada demanda d . A variável y_{pc} relaciona cada rota p , independentemente da demanda associada, a cada tipo de canal $c \in C$, indicando quando um canal c é alocado ao longo da rota p .

O conjunto de canais C é composto por todas as disposições de alocação possíveis, obedecendo a restrição de contiguidade, para cada tamanho de requisição presente na matriz. Sendo assim, dada uma matriz como exemplo que contenha requisições de 1, 2 e 4 slots e dada uma disposição de 5 slots no espectro, teríamos um conjunto C composto por 11 canais referentes à soma das 5 formas $(s_1, s_2, s_3, s_4, s_5)$ possíveis de alocar uma demanda de 1 slot, das 4 formas $(s_1s_2, s_2s_3, s_3s_4, s_4s_5)$ diferentes de alocar uma demanda de 2 slots e das 2 formas $(s_1s_2s_3s_4, s_2s_3s_4s_5)$ de alocar uma demanda de 4 slots no espectro de 5 slots. A figura 1 ilustra a disposições de canais ao longo do espectro que atendam demandas de quatro slots.

Além das variáveis de decisão o modelo usa duas matrizes binárias de dados que relacionam canal e slot (γ_{cs}) , e caminho e enlace (δ_{pc}) .

O primeiro conjunto de restrições garante que ou uma demanda é alocada em apenas uma combinação de caminho e canal ou não é alocada. O segundo conjunto de restrições garante que para cada slot de cada enlace não haja mais do que uma única demanda alocada.

Uma vez que o modelo LP-CA faz uso de um conjunto de rotas relacionado a cada demanda, isso implica em realizar um pré-processamento para a geração desses conjuntos. Para isso é usado o algoritmo de Yen [Yen, 1971] que calcula as k menores rotas entre um par de nós num grafo ponderado orientado. Por esse motivo, o modelo LP-CA não garante otimalidade, exceto quando dispõe do conjunto de todas as rotas possíveis para cada par de nós correspondentes às origens e destinos das demandas. Vale ressaltar que esse cálculo é exponencial em relação ao número de arestas e nós.

Um simples exemplo de perda de solução ótima pode ser obtida com o seguinte exemplo. Considerando a rede representada pelo grafo da figura 2 e a matriz de demandas dada na tabela 1. Supondo que a capacidade $|S| = 3$ para os enlaces e tomando $k = 2$ como quantidade de rotas pré-calculadas. Deixando subentendido que cada aresta $\{v_i, v_j\}$ do grafo corresponde aos enlaces independentes $\{v_i, v_j\}$ e $\{v_j, v_i\}$.

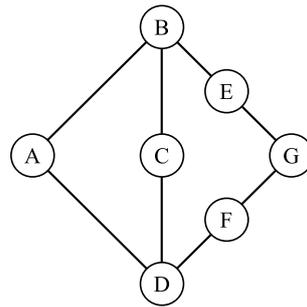


Figura 2: Rede do exemplo de perda da solução ótima.

Como pode-se observar a alocação da demanda 1 deve estar obrigatoriamente na solução, uma vez que possui a maior quantidade de tráfego requisitado. Pelas 2 rotas menores calculadas disponíveis vemos que a alocação da demanda 2 e 3 são mutuamente excludentes, independentemente da rota escolhida para a alocação da demanda 1. Dessa forma, as melhores soluções possíveis seriam as alocações das demandas 1 e 2, ou 1 e 3. Porém, cálculo de uma terceira rota usando os nós E, G e F permitiria a construção da solução ótima onde todas as demandas seriam alocadas.

d	s_d	t_d	n_d	b_d	1ª Menor Rota	2ª Menor Rota
1	B	C	3	30GB/s	$(B \rightarrow C)$	$(B \rightarrow A \rightarrow D \rightarrow C)$
2	A	D	2	20GB/s	$(A \rightarrow D)$	$(A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D)$
3	B	D	2	20GB/s	$(B \rightarrow A \rightarrow D)$	$(B \rightarrow C \rightarrow D)$

Tabela 1: Tabela de demandas.

3. Modelo Proposto

Pensando na limitação do modelo LP-CA, nesse trabalho propomos um modelo ILP baseado no conceito de conservação de fluxo para o problema RSA em redes ópticas elásticas que dispensa o cálculo de rotas. O modelo proposto, aqui chamado de MCFF (*Multi-Commodity Flow Formulation*), faz uso do conceito de canais abordado no modelo LP-CA. Diferente do modelo LP-CA, a indexação de *slots* utilizada no modelo proposto considera cada enlace como um conjunto de *slots*. Dessa forma temos que o conjunto U de *slots* possui tamanho $|U| = |E||S|$ e cada *slot* $u \in U$ está associado ao enlace $e = \lfloor u/|S| \rfloor$.

A formulação do MCFF, é definida deste modo:

- Conjuntos

- A - conjunto de arcos (i, j) ; $i, j \in V, i \neq j$
- J_k - conjunto dos nós adjacentes ao nó $k \in V$;
- L_u - conjunto de canais que usam o *slot* $u \in U$;
- D_c - conjunto de demandas d que possuem requisição de tamanho igual a capacidade do canal $c \in C$ excluindo-se a banda de guarda;

- Definições

- o_u - nó origem do enlace e no qual o *slot* u está contido;
- t_u - nó destino do enlace e no qual o *slot* u está contido;

- Variáveis de Decisão

- λ_d - Binária. 1 se a demanda $d \in D$ é alocada. 0 caso contrário



- α_{dcij} - Binária. 1 se a demanda $d \in D$ é alocada no canal $c \in C$ no enlace orientado entre os nós $i, j \in V$.

• Formulação:

$$\text{Maximizar} \quad \omega = \sum_{d \in D} b_d \lambda_d \quad (6)$$

Sujeito a:

$$\sum_{c \in L_u} \sum_{d \in D_c} \alpha_{dcij} \leq 1 \quad u \in U, i = o_u, j = t_u \quad (7)$$

$$\sum_{i \in J_k} \alpha_{dcik} - \sum_{j \in J_k} \alpha_{dckj} = 0 \quad d \in D, c \in C_d, k \in V, k \neq s_d, k \neq t_d \quad (8)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{i \in J_k} \alpha_{dcik} \leq 1 \quad d \in D, k \neq s_d, k \neq t_d \quad (9)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{j \in J_k} \alpha_{dckj} \leq 1 \quad d \in D, k \neq s_d, k \neq t_d \quad (10)$$

$$\lambda_d = \sum_{c \in C_d} \sum_{j \in J_i} \alpha_{dcij} \quad d \in D, i = s_d \quad (11)$$

$$\lambda_d = \sum_{c \in C_d} \sum_{i \in J_j} \alpha_{dcij} \quad d \in D, j = t_d \quad (12)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{i \in J_j} \alpha_{dcij} = 0 \quad d \in D, j = s_d \quad (13)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{j \in J_i} \alpha_{dcij} = 0 \quad d \in D, i = t_d \quad (14)$$

$$\lambda_d \in \{0, 1\} \quad d \in D \quad (15)$$

$$\alpha_{dcij} \in \{0, 1\} \quad d \in D, c \in C, \{i, j\} \in A \quad (16)$$

O modelo possui função objetivo de maximização para o tráfego alocado na rede. O conjunto de variáveis inteiras de decisão λ_d sinaliza a alocação da demanda d na rede. Uma demanda alocada possui um fluxo tráfego não nulo, apenas nos seus nós de origem e destino. Nos demais nós, chamados nós de transbordo, o modelo determina que todo tráfego ingressante seja encaminhado. O conjunto de variáveis α_{dcij} declara a alocação de um tráfego no enlace orientado $\{i, j\}$, sendo i fonte e j destino, pertencente à demanda d usando o canal c . Um tráfego alocado no canal c implica no uso dos slots que compõe o canal nos enlaces $\{i, j\}$ em que $\alpha_{dcij} = 1$. Cada slot u da rede só pode estar sendo usado para o atendimento de uma única demanda, esse conjunto de restrições corresponde à equação (7). A conservação do fluxo nos nós de transbordo é estabelecida pelo conjunto de restrições (8), que preserva o tráfego dos canais para cada demanda. Ainda em relação à conservação de fluxo, os conjuntos de restrições (9) e (10) restringem a entrada e saída de uma única alocação de fluxo nos nós de transbordo, com o objetivo de evitar ciclos de fluxo nulos como ilustrado na figura 3. É sabido que a formação dos ciclos nulos de fluxo não interferem na função objetivo, mas poluem a solução com tráfegos não coerentes. As restrições (13) e (14) evitam que haja fluxo incidente no nó de origem e fluxo ascende no nó destino cada demanda, respectivamente, em qualquer canal.

Os conjuntos de restrições (11) e (12) relacionam as variáveis de decisão do modelo, definindo que, se uma demanda d for alocada ($\lambda_d = 1$) deve haver um, e somente um, fluxo ascendente no nó de origem s_d , e um, e somente um, fluxo incidente no nó de destino t_d , da

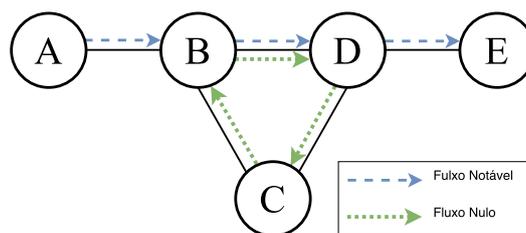


Figura 3: Formação de ciclo de fluxo nulo.

demanda d em algum canal $c \in C_d$, em que C_d define o conjunto de canais que possuem tamanho ajustado ao número de *slots* n_d requisitado na demanda. Complementarmente aos conjuntos de restrições (9) e (10), as restrições (11) e (12) estabelecem que cada demanda só pode ser alocada em um único canal ao longo do fluxo.

4. Resultados

Foram realizados dois conjuntos de experimentos para testar a viabilidade dos modelos. No primeiro conjunto de testes foram usadas cinco topologias de redes reais mostradas na tabela 2. No conjunto de teste em topologias reais foram usadas três variações (20, 30 e 40 *slots*) de capacidade de enlace. No segundo conjunto de testes foram usados quatro redes, mostradas na tabela 3, geradas aleatoriamente com 10 e 15 nós e densidade de 50% e 70%. Para esse conjunto de teste foram utilizadas 30 subportadoras como capacidade dos enlaces.

Para todas as instâncias foi usada uma banda de guarda de um *slot*. A banda de guarda foi inserida após o último índice de cada canal excluindo-se os canais que agregam o último *slot*. Para o cálculo das rotas do modelo LP-CA foram considerados enlaces com peso um e utilizado o algoritmo Yen para calcular todas as rotas possíveis para cada demanda. Foram estabelecidas limitações de recursos do sistema de tempo e memória. O tempo total de processamento foi limitado em uma hora, isso implica que o tempo do pré-processamento é subtraído do tempo total e passado como limite para a resolução do modelo. O uso de memória total foi limitado em 13GB.

Ambos os modelos foram implementados em C++ usando o solver CPLEX da IBM. O processo de *branch and cut* foi executado em *single thread* com tamanho máximo da árvore limitado em 10GB. Os testes foram realizados em máquinas com processadores Intel® Core™ i7-3770 de 3.40GHz, 15,4GB de memória RAM e sistema operacional Ubuntu 16.04 LTS.

Em ambos conjuntos de teste, para cada variação de tamanho de matriz de demanda foram geradas cinco instâncias aleatoriamente empregando a configuração usada em [Velasco et al., 2012] em que o tamanho das requisições de banda variam entre 10Gb/s, 40Gb/s e 100Gb/s (1, 2 ou 4 *slots*) considerando uma taxa de 25Gb/s por *slot* usando uma modulação de 2 símbolos por sinal numa frequência de 12,5GHz. Não há repetição de configuração de demanda, ou seja, não há duas ou mais demandas com mesma origem, destino, e banda requisitada.

Tabela 2: Topologias reais usadas nos experimentos.

Nome	Ano	País/Região	Nós	Grau Médio	Densidade	Fonte
Abilene	2005	EUA	11	2.55	0,231	[Knight et al., 2011]
RedIris	2010	Espanha	18	3.28	0,182	[Knight et al., 2011]
euNetworks	2010	Europa	14	2.29	0,163	[Knight et al., 2011]
BSO Net. Solutions	2011	Europa	14	2.64	0,189	[Knight et al., 2011]
Ipê	2016	Brasil	28	2.89	0,103	[RNP, 2016]

Foram utilizados três métricas de avaliação para os modelos. A primeira métrica de avaliação refere-se ao tempo de resolução do modelo, o que corresponde ao tempo decorrido após



Tabela 3: Topologias densas usadas nos experimentos.

Nome	Nós	Grau Médio	Densidade
n10den50	10	4,6	0,5
n10den70	10	6,4	0,7
n15den50	15	7,0	0,5
n15den70	15	9,9	0,7

Tabela 4: Resultados experimentais para topologias reais.

		Tempo de Resolução (s)		GAP (%)		Porcentagem Resolvida (%)	
		MCFE	LP-CA	MCFE	LP-CA	MCFE	LP-CA
Demandas	50	26,50	492,80	0	0,04	100	86,66
	75	428,18	537,18	7,94E-5	0,07	97,33	78,66
	100	1842,21	871,66	0,06	0,07	74,66	73,33
Topologias	Abilene	571,15	266,26	0,00029	0,00532	100	100
	BSO Net. Solutions	61,30	102,84	0,00084	0,00091	100	100
	euNetworks	613,84	220,84	0,00321	0,00247	100	100
	RedIris	942,31	1769,35	0,01118	0,21446	88,89	86,67
	Ipê	1639,55	2976,58	0,08665	0,26444	64,44	11,11

o pré-processamento até a parada por conclusão do processamento do CPLEX ou estouro do tempo limite. A segunda métrica corresponde à porcentagem de resolução. Foi considerado uma execução bem sucedida, ou resolvida, aquela concluída sem estouro dos limites estabelecidos de tempo e memória ou com término forçado por estouro de tempo com pelo menos uma solução inteira. A terceira métrica usada condiz com a distância, em porcentagem, entre o valor da melhor solução inteira encontrada e o valor da solução relaxada. Essa métrica é fornecida pelo CPLEX e é aqui referida como GAP.

As métricas descritas foram estudadas ao longo da variação de dois parâmetros de instância: tamanho da matriz de demanda e topologia.

Como pode-se notar na tabela 4, o modelo proposto apresenta melhor desempenho em redes com maiores quantidades de nós comparado ao modelo da literatura. Em relação ao desempenho obtido com a variação do número de demandas, é possível observar que o modelo da literatura obtém melhor desempenho para matrizes maiores de demandas.

Nas topologias RedIris e Ipê ambos os modelos apresentaram insucesso na resolução de algumas instâncias. Os logs obtidos dos experimentos indicam estouro de tempo limite sem resolução da relaxação. Os valores de GAP relativamente maiores para essas instâncias também apontam a ocorrência de eventuais paradas forçadas por tempo limite com soluções inteiras com optimalidade não garantida.

Nos experimentos realizados em topologias densas, o modelo LP-CA apresentou resultados apenas para topologia de 10 nós e 50% de densidade com entrada de 50 demandas. Nas demais instâncias observou-se a parada forçada por tempo limite sem a resolução de relaxação. Apenas nas instâncias com topologia de 15 nós e densidade de 70% houve parada forçada por limite de tempo causada pelo pré-processamento. Não houve estouro do limite de memória.

É interessante observar que o modelo proposto obteve médias de tempo de resolução, no geral, menores nas topologias densas em comparação às topologias reais. Isso acontece pois a densidade da topologia, os tamanhos das matrizes de demandas e a capacidade de enlace usada tornou possível a alocação de todas as demandas de maneiras diferentes, oferecendo múltiplas soluções



Tabela 5: Resultados experimentais para topologias densas.

		Tempo de Resolução (s)		GAP (%)		Porcentagem Resolvida (%)	
		MCFF	LP-CA	MCFF	LP-CA	MCFF	LP-CA
Demandas	50	0,9055	3586,288	0	1	100	25
	75	1,5225	-	0	-	100	0
	100	18,33	-	0	-	100	0
Topologias	n10den50	22,286	3586,288	0	1	100	33,33
	n10den70	1,296	-	0	-	100	0
	n15den50	1,883	-	0	-	100	0
	n15den70	2,213	-	0	-	100	0

ótimas. Esse contexto facilita o alcance do *upper bound* no processo de *branch and cut*. Essa observação pode ser evidenciada pelos valores do GAP obtidos pelo modelo proposto na tabela 5.

5. Conclusões

Esse trabalho apresentou um modelo de programação linear inteira baseado em fluxo com múltiplas comodidades para uma versão do problema RSA no contexto de redes ópticas elásticas. Uma comparação foi realizada com um modelo proposta na literatura [Velasco et al., 2012] que assume que todas as possíveis rotas devem ser pré-processadas para que não haja uma possível perda de otimalidade. Salienta-se que o número de rotas cresce exponencialmente com o número de nós e arcos da rede.

Uma observação interessante à respeito da relação de desempenho entre os modelos refere-se à sensibilidade aos parâmetros de instância. O modelo proposto mostrou-se mais sensível ao tamanho da matriz de demandas, em contraparte ao modelo LP-CA no qual as propriedades da rede (quantidade de nós e enlaces), mostraram-se mais interferentes. Em todas nas instâncias com topologia real executadas o pré-processamento concluiu-se em menos de 5 segundos.

Os resultados obtidos mostraram que para topologias reais de até 14 nós consideradas nesse estudo, o modelo da literatura com pré-processamento de todas as rotas possíveis mostrou-se mais eficaz em termos de tempo de processamento. Um estudo a respeito do desempenho do modelo da literatura em função do número e estratégia de obtenção de rotas se faz necessário. A partir de características da rede é possível que seja capaz de se adaptar o processo de geração de conjuntos de rotas em quantidade e estratégia afim de agregar rotas mais propícias. Como mostrado na literatura, para o problema clássico do RSA, algumas estratégias obtiveram bons resultados na avaliação de qualidade de rotas. Dispondo de um bom conjunto de rotas, o modelo LP-CA pode ser considerado uma heurística poderosa.

O modelo aqui proposto mostrou-se eficiente nos cenários com topologias populosas e densas podendo ser uma alternativa para a obtenção de um *upper bound* e solução ótima em cenários onde o cálculo de todas as rotas possíveis seja impraticável.

Como trabalho futuro pretende-se desenvolver uma heurística fazendo uso de estratégias de geração de conjuntos de rotas e do modelo LP-CA aqui analisado com o objetivo de se obter soluções primais de alta qualidade.

Referências

- Cai, A., Shen, G., Peng, L., e Zukerman, M. (2013). Novel node-arc model and multiiteration heuristics for static routing and spectrum assignment in elastic optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, 31(21):3402–3413. ISSN 07338724.
- Christodoulopoulos, K., Tomkos, I., e Varvarigos, E. A. (2010). Routing and spectrum allocation in ofdm-based optical networks with elastic bandwidth allocation. In *2010 IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM 2010*, p. 1–6.



- Christodoulopoulos, K., Tomkos, I., e Varvarigos, E. A. (2011). Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, 29(9):1354–1366. ISSN 0733-8724.
- Cisco VNI, . (2016). The zettabyte era: Trends and analysis. <http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/vni-hyperconnectivity-wp.html>. Acesso: 2017-04-07.
- Jinno, M., Kozicki, B., Takara, H., Watanabe, A., Sone, Y., Tanaka, T., e Hirano, A. (2010). Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network [topics in optical communications]. *IEEE Communications Magazine*, 48(8):138–145. ISSN 0163-6804.
- Jinno, M., Takara, H., Kozicki, B., Tsukishima, Y., Yoshimatsu, T., Kobayashi, T., Miyamoto, Y., Yonenaga, K., Takada, A., Ishida, O., e Matsuoka, S. (2008). Demonstration of novel spectrum-efficient elastic optical path network with per-channel variable capacity of 40 Gb/s to Over 400 Gb/s. *European Conference on Optical Communication, ECOC*, 7(September):49–50.
- Jinno, M., Takara, H., e Kozicki, B. (2009). Concept and enabling technologies of spectrum-sliced elastic optical path network (slice). In *Asia Communications and Photonics Conference and Exhibition*, p. FO2. Optical Society of America. URL <http://www.osapublishing.org/abstract.cfm?URI=ACP-2009-FO2>.
- Klinkowski, M. e Walkowiak, K. (2011). Routing and spectrum assignment in spectrum sliced elastic optical path network. *IEEE Communications Letters*, 15(8):884–886. ISSN 1089-7798.
- Knight, S., Nguyen, H. X., Falkner, N., Bowden, R., e Roughan, M. (2011). The internet topology zoo. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 29(9):1765–1775. ISSN 0733-8716.
- Li, B. e Kim, Y. C. (2015). Efficient routing and spectrum allocation considering QoT in elastic optical networks. *2015 38th International Conference on Telecommunications and Signal Processing, TSP 2015*, (1):109–112.
- Mukherjee, B. (2006). *Optical WDM networks*. Springer Science & Business Media.
- RNP (2016). Rede ipê. <https://www.rnp.br/servicos/conectividade/rede-ipe>. Acesso: 2017-04-12.
- Talebi, S., Rouskas, G. N., e Katib, I. (2016). Offline Distance-Adaptive Routing and Spectrum Assignment in Mesh Elastic Optical Networks. (2):1–6.
- Velasco, L., Klinkowski, M., Ruiz, M., e Comellas, J. (2012). Modeling the routing and spectrum allocation problem for flexgrid optical networks. *Photonic Network Communications*, 24(3): 177–186. URL <http://dx.doi.org/10.1007/s11107-012-0378-7>.
- Walkowiak, K., Klinkowski, M., Rabięga, B., e Goścień, R. (2014). Routing and spectrum allocation algorithms for elastic optical networks with dedicated path protection. *Optical Switching and Networking*, 13:63–75. ISSN 15734277.
- Wang, Y., Cao, X., Hu, Q., e Pan, Y. (2012). Towards elastic and fine-granular bandwidth allocation in spectrum-sliced optical networks. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 4(11):906–917. ISSN 1943-0620.



- Wang, Y., Cao, X., e Pan, Y. (2011). A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In *2011 Proceedings IEEE INFOCOM*, p. 1503–1511.
- Yang, Q., Ma, Y., e Shieh, W. (2008). 107 gb/s coherent optical ofdm reception using orthogonal band multiplexing. In *Optical Fiber Communication Conference/National Fiber Optic Engineers Conference*, p. PDP7. Optical Society of America. URL <http://www.osapublishing.org/abstract.cfm?URI=OFC-2008-PDP7>.
- Yen, J. Y. (1971). Finding the k shortest loopless paths in a network. *Management Science*, 17(11): 712–716. URL <http://dx.doi.org/10.1287/mnsc.17.11.712>.