

Heurística de Roteamento e Alocação de Fibras em Redes Ópticas

Diego M. A. Lütke

Escola Politécnica – Pontifícia Universidade Católica do Paraná (PUCPR)

diegolutke@hotmail.com

Resumo. *Este artigo propõe o desenvolvimento de um algoritmo heurístico para roteamento de fibras em redes ópticas, com o objetivo de otimizar a escolha de rotas e alocação de fibras disponíveis. A proposta parte de uma modelagem prática considerando a posição física dos tubos e fibras nos nós, sugerindo o algoritmo de Dijkstra para determinação das rotas e a proposição de um algoritmo adicional para a escolha das fibras. O estudo discute os princípios teóricos envolvidos, a estrutura do algoritmo proposto e as perspectivas de aplicação em redes ópticas de grande porte. Como resultado esperado, busca-se demonstrar a eficiência da abordagem em termos de simplicidade, aplicabilidade e potencial de integração com sistemas de gestão de rede.*

Abstract. *This article proposes the development of a heuristic algorithm for fiber routing in optical networks, with the aim of optimizing route selection and allocation of available fibers. The proposal is based on practical modeling considering the physical position of the tubes and fibers in the nodes, suggesting the Dijkstra algorithm for determining routes and proposing an additional algorithm for fiber selection. The study discusses the theoretical principles involved, the structure of the proposed algorithm, and the prospects for application in large optical networks. As an expected result, it seeks to demonstrate the efficiency of the approach in terms of simplicity, applicability, and potential for integration with network management systems.*

1. Introdução

As redes ópticas representam a espinha dorsal das infraestruturas de telecomunicações modernas, oferecendo alta capacidade de transmissão e confiabilidade. Na medida em que a demanda por largura de banda cresce, torna-se essencial otimizar o uso dos recursos físicos dessas redes, incluindo o roteamento e a alocação de fibras ópticas disponíveis.

Um desses desafios é o roteamento de caminhos físicos, isto é, a definição de quais fibras ópticas devem ser utilizadas para interligar dois pontos de acesso. Este artigo propõe um algoritmo heurístico para o roteamento de uma fibra dada uma rede em funcionamento.

Para isso, o artigo é estruturado da seguinte forma: na Seção 2 é abordado como o roteamento em redes ópticas pode ser modelado academicamente como um problema de grafos, aplicando algoritmos de otimização para encontrar caminhos físicos com fibras disponíveis e evitar bloqueios na rede, na Seção 3 aborda-se os elementos de rede relevantes para o estudo proposto, os algoritmos de base e o que já existe de estudos acadêmicos relevantes próximo do presente artigo na Seção 4 define-se e delimita-se o

problema de roteamento, na Seção 5 propõe-se o algoritmo para escolha das fibras e, por fim, as considerações finais são dadas na Seção 6.

2. Contexto e Diagnóstico

Nas operadoras de telecomunicações, a operação de redes ópticas envolve a manutenção de inventários físicos detalhados, com informações sobre cabos, fibras e equipamentos. Tradicionalmente, o roteamento e a alocação de fibras são realizados por sistemas comerciais de gerenciamento de rede (NMS — *Network Management Systems*) que utilizam dados georreferenciados e inventários para automatizar o processo [Ramaswami et al. 2009].

Entretanto, no contexto acadêmico, é possível modelar o problema por meio de representações em grafos, onde vértices representam nós de rede e arestas representam enlaces ópticos. Cada enlace possui atributos, como comprimento, número de fibras e estado de ocupação. Essa abstração permite aplicar algoritmos clássicos de otimização, como Dijkstra e Bellman-Ford, adaptados à realidade das redes ópticas [Bazaraa et al. 2011].

O desafio, portanto, consiste em definir uma heurística que associe o menor caminho físico e a disponibilidade de fibras livres, evitando bloqueios e sobrecargas, e permitindo futura expansão para o problema completo de *Routing and Wavelength Assignment* (RWA) [Ozdaglar e Bertsekas 2003].

3. Estado da Arte

Para o roteamento de fibras, é necessário pelo menos o entendimento básico de dois temas: (1) a composição de elementos passivos das redes ópticas e (2) algoritmos (no sentido de operações, otimização e tipos de problemas).

3.1. Redes Ópticas

Na teoria dos grafos, um grafo é uma estrutura composta por vértices (V) (também chamados de nós) e arestas (E). A relação entre V e E é dado por $G(V, E)$. Fazendo um paralelo com uma rede óptica, os vértices seriam as Caixas de Emenda (CE) e as Caixas de Atendimento (CA) [Maeda e Montalti 2009]; os cabos ópticos por sua vez seriam as arestas. O detalhe das arestas pode ser visto na Figura 1 e um exemplo de como as fusões são organizadas na Figura 2, note como é evitado desagrupar as fusões entre tubos distintos.

Os cabos ópticos são constituídos de fibras agrupadas em tubos. Cada fibra por sua vez, pode trafegar zero, um ou vários comprimentos de onda (λ). Em uma rede física, as fibras são redirecionadas nos vértices (CEs e CAs) de acordo com as demandas de atendimento das operadoras. CAs atendem clientes finais, geralmente com o uso de tecnologias de Redes Ópticas Passivas (PON).

Esse redirecionamento das fibras ocorre com o uso de máquinas de fusão [Maeda e Montalti 2009], onde cada par de fibras é acomodado em bandejas, conforme mostra a Figura 1. Em um caso ideal, espera-se que de acordo com as requisições de demanda recebida, a ocupação das ranhuras seja feita de forma sequencial e organizada. Por exemplo, em um cabo contendo 12 tubos, com 12 fibras cada um, o grupo de ranhuras superior recebe o primeiro tubo, o segundo grupo o segundo tubo, assim por diante.

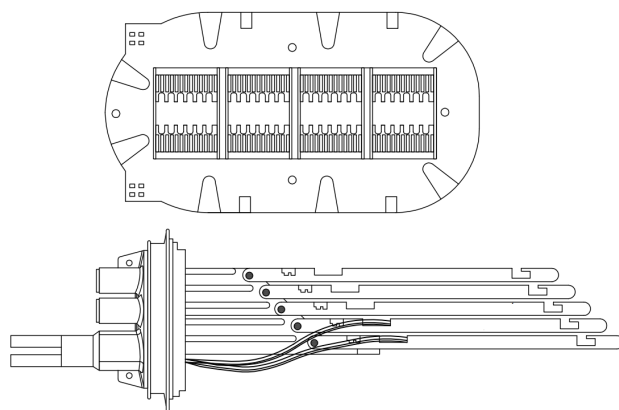


Figura 1. Detalhe bandejas em Caixa de Emenda

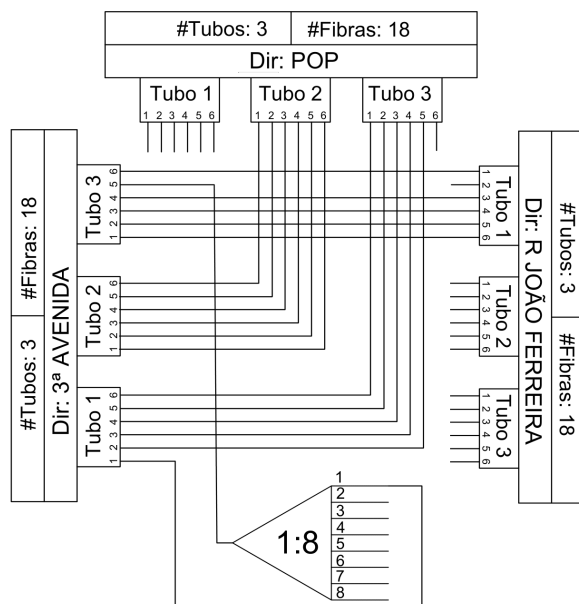


Figura 2. Exemplo de Diagrama de Fusões

3.2. Algoritmos para Cálculo de Rotas

Para descobrir a melhor rota, ou seja, qual sequência de cabos e caixas é o caminho mais curto entre uma caixa A e B, podemos considerar pelo menos dois algoritmos clássicos: Algoritmo de Dijkstra (encontra o caminho de menor custo em grafos com pesos não negativos) [Dijkstra 1959] e o Algoritmo de Bellman-Ford (lida com arestas de peso negativo, mas com maior complexidade temporal).

Embora o Algoritmo de Dijkstra não funcione com custos negativos, podemos considerá-lo, visto que o custo será igual a distância. Um exemplo de uso pode ser visto na Figura 3 em conjunto com a Figura 4. Importante destacar que o Algoritmo de Dijkstra não funciona bem para longas sequências de nós, visto que a lógica do mesmo necessita navegar até o fim do ramo.

Ainda com os problemas observados com o Algoritmo de Dijkstra, podemos considerá-lo, pois do ponto de vista de complexidade de tempo, observa-se três etapas que

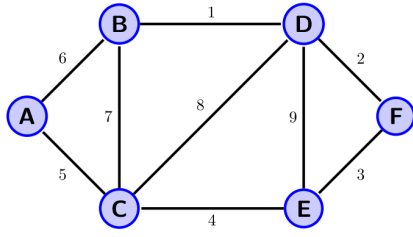


Figura 3. Grafo com custos

| | A | B | C | D | E | F |
|---|-----|-----|-----|------|-----|-----|
| 1 | / 0 | / ∞ | / ∞ | / ∞ | / ∞ | / ∞ |
| 2 | | A 6 | A 5 | / ∞ | / ∞ | / ∞ |
| 3 | | A 6 | | C 13 | C 9 | / ∞ |
| 4 | | | | B 7 | C 9 | / ∞ |
| 5 | | | | | C 9 | D 9 |
| 6 | | | | | | D 9 |

Figura 4. Iterações do algoritmo Dijkstra

fazem a base dessa complexidade (1) quando um novo vértice é empurrado/adicionado à fila de prioridades, (2) quando um vértice com distância mínima é retirado da fila de prioridade e (3) quando a distância de um vértice é diminuída na fila de prioridade. Considerando uma estrutura de fila com lista, empurrar e retirar nós da fila são ambos iguais a $O(V)$, reduzir o nó também igual a $O(V)$. Portanto, conclui-se que o algoritmo tem uma complexidade de tempo igual a $O(V^2 + EV)$.

O roteamento de fibras pode ser formulado como um problema de programação linear inteira [Griva et al. 2008], onde variáveis binárias indicam se uma fibra ou enlace é utilizado. Entretanto, tais problemas são NP-difíceis [Ozdaglar e Bertsekas 2003], devido à combinação exponencial de caminhos possíveis. Por isso, heurísticas como Dijkstra são práticas e eficientes em instâncias reais [Mukherjee et al. 2020].

Além da escolha do caminho, a rede precisa alocar espectro e largura de banda. O problema de *Routing and Wavelength Assignment* (RWA) é conhecido por sua complexidade computacional, reforçando a necessidade de algoritmos heurísticos e aproximativos [Ozdaglar e Bertsekas 2003].

4. Escopo do Problema

Para delimitar o escopo do problema, primeiro, elementos ativos não serão considerados (ex.: terminal de linha óptico); segundo, uma fibra será considerada ocupada (isto é, alocada) caso haja um comprimento de onda associado a ela, ao longo desse artigo, vamos considerar apenas um comprimento de onda por alocação (multiplexação por divisão de onda não será considerado); terceiro, desconsidera-se atenuação e quarto: desconsidera-se o uso de splitters, onde um mesmo comprimento de onda em uma fibra é "espalhado" para n fibras em um nó.

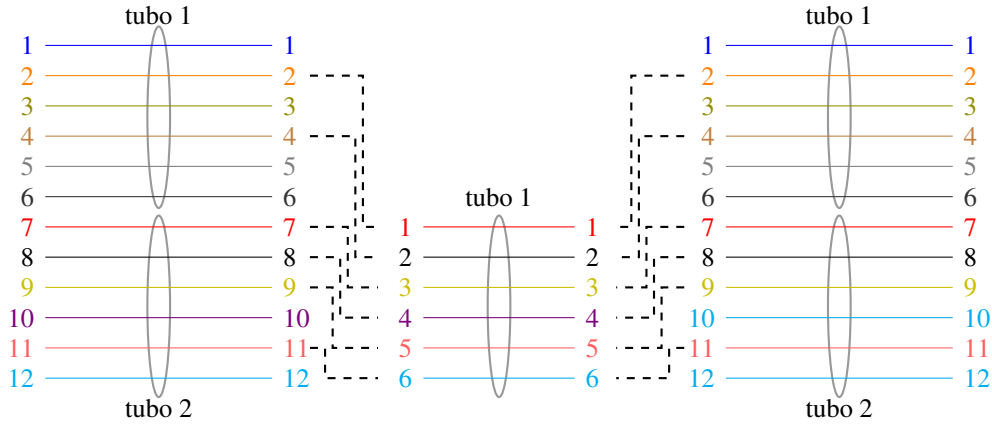
Fazendo um paralelo com [Ozdaglar e Bertsekas 2003] e [Zang et al. 2000], podemos notar a menção de conversores ópticos, em uma aplicação mais genérica. O presente artigo é um "subconjunto" do tema de alocação e roteamento de onda tratado nas referências citadas.

Em uma rede recém implementada, com zero alocações de sinal, boa parte dos tubos nas caixas ainda não foram abertos. Quando há mudança de capacidade de cabos nas caixas, as fibras geralmente são "espelhadas". Uma alocação de fibras ótima seria do índice menor das fibras até o maior índice, ou vice-versa.

Algumas situações que podem surgir ao longo do tempo são, por exemplo, em um rompimento de rede, a troca temporária de um trecho por um cabo de menor capacidade. A Figura 5 mostra como as alocações de sinal perdem o "espelhamento", porém note que

os sinais retornam para o mesmo índice no cabo seguinte, isso facilita muito ao trocar o cabo temporário por outro de maior capacidade.

Figura 5. Fluxo reduzido



Outro ponto de relevância na elaboração de qualquer algoritmo para tratar de problemas similares ao do presente artigo, é o fato de que alocação de fibras é um problema NP-completo. É trivial comprovar isso, pois da mesma forma que o problema do caixeiro-viajante [Lawler 1985] é fatorial com cada cidade adicionada, para cada par de fibra adicionado, as combinações crescem em $O(n!)$. A Figura 6 ilustra todas as combinações possíveis para três pares de fibra.

5. Estudo de Caso

5.1. Estrutura da Heurística Proposta

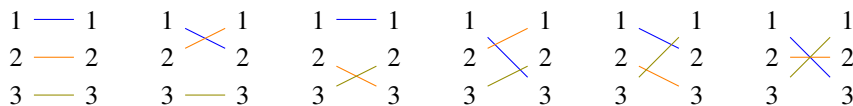
O algoritmo proposto é dividido em duas camadas: (1) cálculo do caminho mais curto, implementado a partir do algoritmo de Dijkstra e responsável por identificar o percurso de menor custo entre origem e destino; (2) escolha e alocação das fibras, após definido o caminho, onde o algoritmo verifica a disponibilidade de fibras livres em cada enlace e seleciona a melhor fibra.

A melhor fibra é escolhida baseada em três modos (1) coletando fibra em tubo conectado, (2) coletando uma fibra equivalente $f_e = (F_{>}/F_{<}) \bmod f_a$, onde $f_e \leq F_{dest}$ e (3) coletando a primeira fibra vaga de forma sequencial, isto é, desconsiderando tubos.

A sequência de alocação das fibras pode ser definida antes da execução do algoritmo a depender do tipo de sinal trafegado e dos padrões definidos pelo projetista, por meio de uma chave lógica. Um exemplo de uso seria utilizar o algoritmo para alocar as fibras de menor índice para backbones e as fibras de maior índice para redes PON.

O uso de memória deve ser considerado também para redes de grande porte. Supondo que seja selecionado um número elevado de melhores rotas, a complexidade de

Figura 6. Combinações possíveis para 3 pares de fibra



espaço será igual a $O(n)$ do somatório da rota com a maior quantidade de conexões de tubo, visto que a pilha das conexões deve ser descartadas após a análise de cada rota (linha 7 do Algoritmo 1).

Interessante também considerar o armazenamento da última fibra usada nos modos 1 ou 2. Caso a fibra atual não seja uma fibra similar a armazenada, pode-se continuar com a fibra armazenada. Esse tipo de situação leva ao exemplo mostrado na Figura 5.

5.2. Pseudocódigo Simplificado

Algoritmo 1 Seleção das melhores fibras

```

1:  $\mathcal{R} \leftarrow$  selecionar  $n$  melhores rotas
2: for all  $r \in \mathcal{R}$  do
3:    $\mathcal{T}_r \leftarrow$  coletar todos os tubos dos cabos da rota  $r$ 
4:    $\mathcal{N}_r \leftarrow$  encontrar todas as caixas (nós) entre os tubos de  $\mathcal{T}_r$ 
5:   for all  $n \in \mathcal{N}_r$  do
6:     if existem tubos encaixados em  $n$  com base nas fusões existentes then
7:       adicionar  $n$  à pilha  $\mathcal{T}_c$ 
8:     end if
9:   end for
10:   $\triangleright$  Iteração pela rota com cabos e nós em sequência
11:  for all  $(c, n)$  em sequência na rota  $r$  do
12:    if  $c$  é o cabo de origem then
13:       $f \leftarrow$  primeira fibra vaga em  $c$ 
14:      if not  $f$  then
15:        cancelar iteração e tentar próxima rota
16:        continue
17:      end if
18:    else
19:       $c_a \leftarrow$  cabo anterior
20:       $f_a \leftarrow$  fibra utilizada em  $c_a$ 
21:       $\triangleright$  Três modos para encontrar a fibra vaga do cabo seguinte
22:      if fibra  $f_a$  pertence a um tubo encaixado then
23:        seguir na mesma fibra  $f_a$  se estiver vaga
24:      else if fibra equivalente  $f_e$  estiver vaga then
25:        seguir com  $f_e$ 
26:      else
27:        escolher a primeira fibra vaga, da mesma forma como o primeiro cabo
28:      end if
29:    end if
30:  end for
31:  retornar cabos e fibras utilizados
32: end for
33: fim do algoritmo

```

5.3. Resultados Esperados

A heurística permite identificar rotas viáveis com uso eficiente das fibras, reduzindo bloqueios e maximizando a utilização de recursos ópticos. Em cenários com múltiplos caminhos equivalentes, o algoritmo pode ser estendido para priorizar critérios adicionais, como distância física, tempo de restabelecimento ou confiabilidade. Embora ainda não tenha sido implementada em um ambiente de simulação, a estrutura proposta fornece base sólida para experimentos futuros, seja em ferramentas de modelagem (como o Cisco Modeling Labs) ou em linguagens de programação voltadas a grafos (como Python/NetworkX) [Alwayn 2004].

A alocação das fibras nas bandejas das caixas é feita de forma sequencial dando prioridade a tubos já acomodados. Isso traz eficiência nas operações de rede e rapidez no diagnóstico de manutenções, visto que há um aproveitamento e otimização dos recursos utilizados.

6. Conclusão

O presente artigo apresentou uma proposta de heurística para o roteamento físico em redes ópticas, baseada no algoritmo de Dijkstra e adaptada ao contexto de alocação de fibras disponíveis. A fundamentação teórica discutiu a aplicabilidade de algoritmos clássicos de otimização, destacando as limitações práticas de soluções exatas frente à complexidade NP-difícil do problema. A heurística desenvolvida propõe um fluxo lógico que combina o cálculo do menor caminho com a verificação sequencial de disponibilidade de fibras ao longo dos enlaces, permitindo uma abordagem de roteamento simplificada, porém eficiente. A formulação apresentada demonstra o potencial de uso de heurísticas para auxiliar na automação do processo de alocação de recursos ópticos e planejamento de rotas físicas.

Embora o estudo não tenha contemplado testes empíricos ou simulações, a proposta estabelece uma base sólida para implementações futuras, podendo ser expandida para considerar múltiplos comprimentos de onda, métricas de confiabilidade e critérios de engenharia de tráfego.

Como trabalhos futuros, recomenda-se a validação da heurística em ambiente simulado, a comparação de desempenho com outros algoritmos de roteamento, e a integração com ferramentas de gestão de rede óptica. Além disso, ainda como estudos futuros, recomenda-se a incorporação de restrições adicionais (exemplo: atenuação, capacidade dos nós, distância máxima), a aplicação de técnicas híbridas com programação linear inteira para otimização global, a extensão do uso para ponto-multiponto e a inclusão de nós de conversão de onda, e também a consideração de rotas “ocultas”, como por exemplo em *swaps* feitos com outras operadoras.

Assim, o artigo contribui para o entendimento conceitual do problema de roteamento físico em redes ópticas e oferece um ponto de partida para o desenvolvimento de soluções automatizadas mais complexas e aplicáveis a cenários reais de backbone e acesso.

Referências

- Alwayn, V. (2004). *Optical network design and implementation*. Cisco Press.
- Bazaraa, M. S., Jarvis, J. J., e Sherali, H. D. (2011). *Linear programming and network flows*. John Wiley & Sons.
- Dijkstra, E. W. (1959). A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1(1):269–271.
- Griva, I., Nash, S. G., e Sofer, A. (2008). *Linear and nonlinear optimization 2nd edition*. SIAM.
- Lawler, E. (1985). *The Travelling Salesman Problem: A Guided Tour of Combinatorial Optimization*. Wiley-Interscience series in discrete mathematics and optimization. John Wiley & Sons.
- Maeda, Y. e Montalti, F. (2009). Optical fibres, cables and systems. itu-t manual. *International Telecommunication Union, Geneva*.
- Mukherjee, B., Tomkos, I., Tornatore, M., Winzer, P., e Zhao, Y. (2020). *Springer handbook of optical networks*. Springer Nature.
- Ozdaglar, A. E. e Bertsekas, D. P. (2003). Routing and wavelength assignment in optical networks. *IEEE/ACM transactions on networking*, 11(2):259–272.
- Ramaswami, R., Sivarajan, K., e Sasaki, G. (2009). *Optical networks: a practical perspective*. Morgan Kaufmann.
- Zang, H., Jue, J. P., Mukherjee, B., et al. (2000). A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. *Optical networks magazine*, 1(1):47–60.