

APACHE: Algoritmo de Provisionamento Analítico da Criticalidade Hipotética de Enlaces

Carlos S. G. Richa¹, Gustavo B. Figueiredo², Antonio A. de A. Rocha¹

¹Instituto de Computação – Universidade Federal Fluminense (UFF)
Av. Gal. Milton Tavares de Souza, s.nº, Campus da Praia Vermelha - Niterói - RJ

²Instituto de Computação - Universidade Federal da Bahia (UFBA)
Av. Adhemar de Barros, s/n, Ondina – 40170-115 – Salvador – BA – Brasil

salvador.richa@id.uff.br, gustavobf@ufba.br, arocha@ic.uff.br

Abstract. *This work investigates service provisioning mechanisms to guarantee Service Level Agreements (SLA) in Elastic Optical Networks (EON). The proposed Analytical Provisioning Algorithm of Critical Hop Edge (APACHE) reduces Blocking Probability and offers service providers greater control over modulation and the number of slots occupied in the frequency spectrum. The provisioning algorithm allocates network resources based on the specific needs of transmission in each Class of Service (CoS), improving application performance. For example, a video streaming application may require a large bandwidth to transmit high-quality video. In contrast, a voice-over IP (VoIP) application may require low latency to guarantee voice communication. The contributions of this work include the development of a fragmentation and free spectrum awareness algorithm to reduce Blocking Probability and offer better treatment for different CoS, in addition to modeling and improving a simulation environment for service provisioning in EONs. These contributions are relevant to improving the efficiency and quality of services, ensuring customer satisfaction and compliance with SLAs.*

Resumo. *Este trabalho visa investigar mecanismos de provisionamento de serviço para garantir Acordos de Nível de Serviço (SLA) em Redes Ópticas Elásticas (EON). O algoritmo APACHE proposto reduz a probabilidade de bloqueio e oferece aos provedores de serviços maior controle sobre a modulação e o número de slots ocupados no espectro de frequências. O algoritmo de provisionamento aloca recursos de rede com base nas necessidades específicas da transmissão em cada Classe de Serviço (CoS), melhorando o desempenho das aplicações. Por exemplo, uma aplicação de streaming de vídeo pode exigir uma grande largura de banda para transmitir vídeo de alta qualidade. Em contraste, uma aplicação de voz sobre IP (VoIP) pode exigir baixa latência para garantir a comunicação de voz. As contribuições deste trabalho incluem o desenvolvimento de um algoritmo ciente de fragmentação e reconhecimento de espectro livre para reduzir a Probabilidade de Bloqueio e oferecer melhor tratamento para diferentes CoS, além de modelar e aprimorar um ambiente de simulação para provisionamento de serviços em EONs. Essas contribuições são relevantes para melhorar a eficiência e a qualidade dos serviços, garantindo a satisfação do cliente e o cumprimento dos SLAs.*

1. Introdução

A demanda crescente por serviços de dados impõe um desafio constante às redes ópticas em fornecer conectividade eficiente e confiável. Entretanto, o uso de grades espectrais fixas nas redes convencionais padrão WDM (*Wavelength-Division Multiplex*) pode ocasionar desperdício de bandas espectrais, dependendo do tipo de demanda de tráfego gerada pelas redes de camada superior. Por outro lado, as Redes Ópticas Elásticas (*Elastic Optical Network* - EON), são caracterizadas pela flexibilidade na alocação de largura de banda e pela capacidade de acomodar diversos serviços. Dessa forma, as EONs consolidaram-se como alternativa de solução para otimizar a utilização dos recursos da rede.

Todavia, a prestação de serviços pelos provedores e as necessidades de qualidade e economia dos clientes geraram uma demanda por desenvolvimento de políticas eficientes de provisionamento de recursos. Tais políticas, por sua vez, devem ser capazes de lidar com desafios específicos, como a fragmentação da rede e a escassez de espectro livre, além de serem capazes de prover atendimento aos Acordos de Nível de Serviço (*Service Level agreement* - SLA), e a disponibilização de informações que permitam um correto planejamento no uso e expansão da rede.

A fragmentação da rede, resultante da alocação não contígua de recursos de espectro, e a escassez de espectro livre emergem como obstáculos cruciais que comprometem a eficiência dessas redes. Torna-se imperativo dispor de ferramentas que permitam a definição de qual foi a causa do problema, bem como análises econômicas e mercadológicas visando aprimorar a qualidade e a utilização de recursos dessas redes. Diante disso, urge a necessidade de um algoritmo que aborde de forma holística essa problemática. Apesar dos avanços significativos nessa área de pesquisa, comprovada pela revisão da literatura, as soluções existentes frequentemente carecem de uma abordagem integrada sobre os itens citados acima, concentrando-se em aspectos isolados, negligenciando a inter-relação entre esses desafios, tornam evidentes lacunas que justificam a necessidade de uma abordagem mais abrangente e inovadora.

Para superar as limitações identificadas no estado da arte, apresenta-se neste artigo o Apache, um algoritmo de provisionamento ciente de fragmentação e ausência de espectro livre, que busca otimizar a alocação de recursos de espectro utilizando tráfego dinâmico, diferenciando as causas de bloqueios entre a fragmentação da rede e a disponibilidade de espectro livre. Permite trabalhar a inter-relação com aspectos econômicos como a receita cessante e também ao atendimento às necessidades dos clientes, dos provedores e seus SLAs. Os resultados obtidos nas simulações comprovam o melhor desempenho do método proposto em relação às métricas consideradas, obtendo uma redução da probabilidade de bloqueio de circuito em até 56% na topologia RNP e até 80% na topologia USA em seus pontos máximos de vantagem, na correta identificação da causa do bloqueio, e na visão integrada que ele proporciona.

O restante deste artigo está estruturado como segue. A Seção 2 discute a revisão teórica e os trabalhos relacionados. A Seção 3 introduz conceitos básicos e apresenta o problema abordado. A Seção 4 apresenta a proposta do artigo. A Seção 5, apresenta os detalhes do simulador desenvolvido para a avaliação de desempenho do algoritmo proposto, bem como os cenários de simulação considerados e seus respectivos resultados. Por fim, a Seção 6 conclui este artigo e apresenta direções futuras.

2. Revisões Teóricas e da Literatura

Esta seção apresenta inicialmente algumas definições teóricas importantes, que se fazem necessárias para a compreensão da revisão da literatura apresentada em seguida. Os trabalhos relacionados descritos na Subseção 2.2 são comparados segundo critérios relevantes para solução de problemas nas EONs, que são detalhados e definidos na Subseção 2.1.

2.1. Revisão Teórica

Para criar os circuitos ópticos solicitados pelas requisições, a rede precisa reservar *slots* do espectro de frequência, que são os recursos necessários para o estabelecimento do tráfego, seguindo dois princípios básicos. O primeiro é a restrição de continuidade, que garante que um caminho de luz use o(s) mesmo(s) *slot(s)* em todos os segmentos. O segundo é a restrição de contiguidade, que requer que os *slots* usados para a mesma demanda de tráfego sejam adjacentes. Caso a solicitação seja recebida e não existam *slots* disponíveis que obedeçam aos princípios da continuidade e da contiguidade, ela é bloqueada.

O processo descrito anteriormente acontece quando da solução do problema denominado RMLSA (Routing, Modulation Level and Spectrum Assignment), que demanda uma estratégia de otimização em EONs. Ele envolve o roteamento (R), que se refere ao processo de determinar o caminho em que os dados serão trafegados, o nível de modulação (ML), que está relacionado à forma como a informação é codificada, permitindo ajustar a quantidade de dados que pode ser transmitida em uma determinada largura de banda, sendo que quanto maior o nível de modulação, maior será a taxa de dados, mas devem ser observadas as distâncias percorridas pelo sinal em função da sensibilidade do sistema a ruídos e distorções. A alocação de espectro (SA) atribui faixas específicas do espectro óptico para suportar a transmissão, pois essa abordagem otimiza a largura de banda em EONs, adaptando-se dinamicamente às demandas de tráfego. O RMLSA desempenha um papel crucial na eficiência espectral e no desempenho de redes.

2.2. Revisão da Literatura

Diversos trabalhos focam no desenvolvimento de algoritmos para solucionar os problemas existentes nas EONs, conforme mostrado na Tabela 1. O Algoritmo Apache está na Linha 17 dessa tabela.

O quadro apresenta os principais aspectos cobertos nos trabalhos relacionados, como as métricas consideradas, a técnica RMLSA, Multidomínios (*Multi-Domain*), o tratamento econômico, Balanceamento, Proteção, Recuperação de Desastres, Degradação, Fragmentação, Ciente de Aplicação, Multicamadas e Negociação.

Os autores em [Horota et al. 2016] (Linha 10 da Tabela 1) propõe o algoritmo RSA-MFPF (*RSA Algorithm with Most Fragmented Path First*), que tem como objetivo principal reduzir a fragmentação ao dar prioridade a escolha do caminho mais fragmentado. Os resultados do RSA-MFPF são comparados com algoritmos contemporâneos seus como o DF (*Degree of Fragmentation*) e AP (*Acceptance Prone*), além do P-KSP (*Pre-computed K-Shortest Paths*) [Wang et al. 2011] (Linha 11 da Tabela 1), onde o caminho escolhido é aquele com menor custo dentre todos os K-menores caminhos précomputados que tenha espectro suficiente para atender a requisição. O P-KSP foi um dos algoritmos pioneiros, sendo bastante utilizado por artigos em comparações pois não examina o estado do espectro para determinar a rota para cada requisição. O P-KSP também é utilizado no

Tabela 1. Trabalhos Relacionados

| Ref. | Métricas | RMLSA | MDON | Econ. | Bal. | Prot. | Des. | Degr. | Frag. | Ciente | Mult. | Negoc. |
|------|--------------|-------|------|-------|------|-------|--------|-------|-------|--------|-------|--------|
| 1 | BP,RUR | RSA | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |
| 2 | BP, RUR,R\$ | RSA | ✓ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |
| 3 | BP,RUR | RSA | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 4 | BP,RUR | RSA | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |
| 5 | BP,RUR | RSA | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |
| 6 | BP,SUR,FI | RSA | ✓ | ✗ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✓ | CoS | ✗ | ✗ |
| 7 | BP,RUR | RSA | ✓ | ✗ | ✓ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 8 | RO,LL,BP | RSA | ✓ | ✗ | ✗ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |
| 9 | BP,RUR | RSA | ✓ | ✗ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 10 | BP, FI | RSA | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 11 | BP, BBP | RSA | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 12 | R\$, RUR | RSA | ✓ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 13 | BP, R\$ | RSA | ✓ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 14 | BP, R\$ | RSA | ✗ | ✓ | ✗ | ✗ | Crunch | ✓ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |
| 15 | BP, BBP | RMLSA | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✓ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ |
| 16 | BP, BBP | RMLSA | ✓ | ✓ | ✗ | ✗ | Crunch | ✓ | ✗ | App | ✓ | ✗ |
| 17 | BP, BBP, R\$ | RMLSA | ✗ | ✓ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | ✗ | CoS | ✗ | ✗ |

presente artigo como linha base de comparação com os algoritmos desenvolvidos recentemente.

O artigo [Santos et al. 2018] (Linha 15 da Tabela 1) trata a avaliação de um algoritmo que visa reduzir a fragmentação do espectro em EONs, atendendo a novas requisições em caminhos que produzam menor fragmentação após a alocação - foco principal diferente do desse estudo. O autor apresentou, nessa ocasião, a base do simulador EON utilizado no presente trabalho, após as necessárias adaptações ao objetivo desse estudo.

Em [Batham and Yadav 2019] e [Batham and Yadav 2020] (Linhas 5 e 3 da Tabela 1) são desenvolvidos algoritmos para diminuição de bloqueio em diferentes cenários através de função custo. O trabalho de [Batham et al. 2020] (Linha 2 da Tabela 1) propõe uma estratégia de agendamento de tráfego através do algoritmo TSSCF (*Traffic Scheduling Strategy based on Cost Function*), usado para comparação no presente artigo. Utiliza uma função custo que considera a relação entre o tamanho do caminho medido em número de enlaces, *Holding Times*, CoS e introduz uma solução (*Multi-Domain*) que permite a utilização integrada de serviços prestados por provedores diversos. As métricas consideradas são as probabilidades de bloqueio, a Receita gerada e um índice de uso de recursos da rede. O TSSCF é utilizado aqui nas comparações das métricas.

Os autores em [Dixit et al. 2020] (Linha 1 da Tabela 1) propõe uma estratégia de provisionamento de Classes de Serviço baseada na Função de Custo de Provisionamento de CoS (*CFCoSP - Cost Function-based CoS Provisioning*), categorizando o tráfego em CoS1, CoS2 e CoS3. A abordagem atende requisições através da função custo, uma combinação cumulativa de CoS, comprimento do caminho e demanda de largura de banda, em simulações realizadas com uma proporção uniforme de classes CoS1:CoS2:CoS3 (1:1:1). A estratégia CFCoSP supera o provisionamento sem custo de CoS (CoSP) em métricas como conexões estabelecidas, bloqueio de largura de banda, utilização de recursos e capacidade da rede. Uma banda de guarda extra (subportadora/FS) é necessária entre dois caminhos ópticos no mesmo enlace para cumprir a restrição de atribuição de espectro de não sobreposição em EONs. Nesse trabalho, FS é definido como o número de slots de frequência necessários no espectro, que é estimado

pela equação $FS = Br / (FSwidth * m)$, onde Br é a taxa de bits (variando de 12,5 a 100 GHz) da requisição, $FSwidth$ é a largura mínima do slot de 12,5 GHz) e m denota a eficiência espectral do formato de modulação BPSK usado em todas as conexões, que tem o valor de $m = 1, 15$. Assim, o valor do número de FS exigidos pelas requisições varia de 1 a 8, ou múltiplos de oito, agora incluindo a banda de guarda. Esse fator de eficiência espectral também foi considerado nesse artigo para o algoritmo proposto. O CFCoSP é também utilizado aqui nas comparações das métricas.

Recentemente a área de pesquisa sobre Degradação de serviços EON tem gerado uma expressiva quantidade de estudos. Os autores em [Lourenço et al. 2018] (Linha 14 da Tabela 1) apresentam o Provisionamento sob Redução de Recursos (*Resource Crunch*), situação em que as conexões podem tolerar redução na largura de banda, com o objetivo de obter a menor redução de receita de provedores e evitar bloqueio ao atendimento de novas requisições. O referido trabalho realiza uma abstração do estado da rede através de Grafos de Adjacência de Conexão, para otimizar a escolha dos caminhos alternativos de modo a atingir a menor redução de receita. O autor propõe em [Santos et al. 2022] (Linha 16 da Tabela 1) uma estratégia de degradação de serviço EON Ciente da Aplicação (*Application-Aware*). O algoritmo considera um modelo proporcional de qualidade de serviço (QoS) e informações de *cross layer* para decidir qual caminho de luz deve ser degradado, e visa reduzir o impacto da indisponibilidade de recursos em aplicações sensíveis a atrasos e largura de banda. Os resultados mostram que a proposta supera outras abordagens que não são Cientes da Aplicação. A degradação não é trabalhada nesse estudo.

Esse trabalho está registrado na Linha 17 da Tabela 1.

3. O Problema da Criticalidade dos Enlaces na disponibilidade de recursos em Redes Ópticas Elásticas

A otimização do uso dos recursos em redes ópticas elásticas é essencial devido à crescente demanda por largura de banda e à necessidade de suportar uma variedade de serviços e aplicações com diferentes requisitos em Classes de Serviços (CoS). A criticalidade dos enlaces em redes ópticas elásticas é fundamental para otimizar o uso dos recursos e garantir um desempenho eficiente e confiável da rede e refere-se à importância relativa de um enlace dentro da topologia da rede, levando em consideração diversos fatores, como a demanda de tráfego, a capacidade do enlace e a sua localização na rede. Portanto, a sua identificação e priorização permitem direcionar os recursos de forma mais eficiente, maximizando a capacidade da rede e minimizando os gargalos de tráfego.

Além disso, a criticalidade dos enlaces desempenha um papel primordial na resiliência e na confiabilidade da rede. Enlaces críticos são aqueles que, se falharem, podem ter um impacto significativo no desempenho geral da rede ou na capacidade de atender às demandas dos usuários. Portanto, é essencial monitorar e proteger esses enlaces contra falhas e degradações de desempenho.

Uma abordagem eficaz para avaliar a criticalidade dos enlaces envolve a análise de parâmetros como a carga de tráfego, a disponibilidade de recursos de espectro e a importância estratégica do enlace na conectividade da rede. Com base nessa análise, podem ser implementadas políticas de roteamento e alocação de recursos que priorizem os enlaces críticos e otimizem a utilização dos recursos disponíveis. A maioria dos artigos sobre EON tem o foco em melhorias, seja nos valores das métricas como o bloqueio, ou em pro-

blemas da camada física como o ruído por exemplo entre outros. Existe uma lacuna de estudos na diferenciação das causas responsáveis pelos bloqueios. Essa implementação permite orientação na tomada de decisão relativa à operação e manutenção da rede, utilizando rotinas de desfragmentação se esse for o motivo de não atendimento das requisições, ou auxiliando no planejamento de sua expansão em cada um de seus enlaces se a capacidade estiver se esgotando. Outro ponto importante a ser trabalhado é a adoção de uma abordagem integrada e adaptativa, com proposta de maximizar a eficiência e a capacidade das redes ópticas elásticas, contribuindo significativamente para a evolução e o aprimoramento dessas infraestruturas vitais para a comunicação.

4. Algoritmo APACHE

Esse trabalho propõe uma heurística para alocação de circuitos em atendimento a requisições EON, através do APACHE (*Analytical Provisioning Algorithm of Critical Hop Edge*). Nesta seção será apresentado esse algoritmo que foi desenvolvido para orientar a escolha das melhores alternativas de caminhos através da análise espectral, permitindo também diferenciar quais foram as causas dos bloqueios.

A rede é modelada como um Grafo $G [N, E, DST]$, onde N corresponde aos nós, E são os enlaces, e DST a distância física entre os nós. A camada física não faz parte da modelagem. A rede recebe requisições no formato: $R_i = (NO_i; ND_i; BW_i; HT_i; CoS_i)$ onde NO_i e ND_i são os Nós Origem e Destino; BW_i é a Banda solicitada; HT_i o tempo de duração e CoS_i a Classe de Serviço. Associamos à banda não atendida uma receita cessante U\$. Dependendo da distância física entre origem-destino (soma das DSTs dos enlaces no caminho) podem ser usadas modulações que permitem aumentar a taxa de transmissão, que são aplicadas no presente estudo, conforme mostrado na Tabela 2.

Tabela 2. Relação entre modulação, alcance e taxa de transmissão

| Modulação | Alcance (km) | Taxa de transmissão (Gb/s) |
|-----------|--------------|----------------------------|
| BPSK | 4000 | 12,5 |
| QPSK | 2000 | 25,0 |
| 8-QAM | 1000 | 37,5 |
| 16-QAM | 500 | 50,0 |

A equação 1 a seguir tem como objetivo calcular a criticalidade de cada aresta em um determinado caminho candidato ao atendimento de uma requisição dentro de uma EON. A ideia da criticalidade é atribuir uma medida de importância ou prioridade para cada enlace com base no tamanho máximo do bloco de *slots* contíguos disponíveis nesse enlace. Essencialmente, quanto menor for o tamanho máximo do bloco de *slots* contíguos em um enlace, maior será a criticalidade atribuída a essa aresta. Isso significa que enlaces com menor capacidade disponível de slots contíguos são considerados mais críticos para o funcionamento adequado da rede. Essa equação é importante pois ajuda a identificar e priorizar caminhos sem enlaces que podem se tornar gargalos de capacidade. Atribuir maior criticalidade a esses enlaces permite uma alocação mais eficiente de recursos, ajudando a evitar congestionamentos e a maximizar a utilização da capacidade disponível. A criticalidade de cada aresta (P_{aresta}), é atribuída de acordo com a Equação 1 onde b_l é o tamanho máximo do bloco de *slots* contíguos no enlace $l (l \in L_c)$, que é contínuo em

todo o caminho candidato L_c .

$$P_{aresta} = \frac{1}{\max(b_l)} \quad (1)$$

A função custo da aresta (F_A) está representada na Eq. 2. Nessa equação, FS_i representa a quantidade de *slots* necessária para atendimento à i -ésima requisição, e HT_i representa o tempo de duração conhecido como *Holding Time*.

$$F_A = FS_i \times HT_i \times P_{aresta} \quad (2)$$

A função custo final (F_c) representa o somatório das funções custo de aresta em todo o caminho analisado. Foi incluída a soma com a fração do CoS da requisição dividido pelo total de CoS (CoS_{total}) existentes na rede para trabalhar com as Classes de Serviço. F_C está representada na Eq. 3. Essa função representa o custo, que é considerado para penalizar ou não o atendimento de uma requisição.

$$F_c = \frac{CoS}{CoS_{total}} + \sum_{l \in L_c} F_A \quad (3)$$

O algoritmo Apache procura os k menores caminhos entre origem e destino para cada nova requisição em uma lista preparada *offline*. Dessa lista, k alternativas de caminho são testadas, com suas combinações de nós intermediários entre origem e destino, excetuando-se os caminhos da lista que passam por arestas que não tenham *slots* livres. Para cada combinação, calcula-se o custo da função objetivo. Depois de ordenados, seleciona-se o caminho que corresponde ao menor custo que tenha disponibilidade no momento. Em seguida registra os recursos gastos. Os principais parâmetros de entrada do algoritmo Apache são os vetores: *topologia*[] contendo os dados da rede no momento; *caminhos*[] contendo os caminhos a serem avaliados; *requisicao*[*origem*, *destino*] contendo dados como nó origem, nó destino, banda, duração e classe de serviço; Na saída obtêm-se o vetor *caminhos*[] contendo os caminhos ordenados.

Inicia-se o algoritmo com a declaração de matriz [custo], vetores de solução e *slots* livres como vazios nas Linhas 2, 3 e 4. Na Linha 5 a variável *holding_time* recebe o valor do *holding_time* da requisição. Na Linha 6, o algoritmo inicia as iterações de acordo com a quantidade de caminhos alternativos a ser considerada para atendimento da requisição (nesse estudo usamos cinco caminhos, que é o tamanho do vetor *caminhos*[]). Na Linha 7, a variável *slots_sol* recebe o retorno da Função modulação, que considerando a banda requisitada e a distância origem-destino que corresponde a soma total da quilometragem de cada enlace que forma o caminho em análise, calcula a modulação, e retorna a quantidade de *slots* que será necessária para essa solução de atendimento. Na linha 8, a variável *slots_livres* recebe o retorno da Função *s_livres* a qual baseada no caminho que está sendo testado, retorna os *slots* livres contínuos do caminho, e verifica se *slots_livres* é igual a zero na Linha 9, ou seja se existe ou não disponibilidade de recursos. Se isso for verdadeiro pula a iteração atual do for na Linha 10, sendo o fim do if na Linha 11. Em seguida coloca no vetor custo [posição], a posição atual do for na Linha 12. Coloca no vetor custo [custo], o valor do custo calculado pela multiplicação dos *slots* da requisição pelo (*Holding Time*), dividido pelos *slots* livres na Linha 13, e finaliza o for na Linha 14. Esse trecho do algoritmo calcula as equações detalhadas no início desse

Algoritmo 1 APACHE

Entrada: $topologia[]$, $caminhos[]$, $requisicao[o, d] []$

Saída: $caminhos[]$

```
1: Início
2:    $custo \leftarrow []$ 
3:    $slots\_sol \leftarrow []$ 
4:    $slots\_livres \leftarrow []$ 
5:    $holding\_time \leftarrow requisicao[o, d][holding\_time]$ 
6:   for  $i = 0 \rightarrow quantidade(caminhos[])$  do
7:      $slots\_sol \leftarrow modulacao(caminhos[i][distancia], requisicao[o, d][banda])$ 
8:      $slots\_livres \leftarrow s\_livres(caminhos[i])$ 
9:     if  $slots\_livres \leq 0$  then
10:      Continue
11:    end if
12:     $custo[i][pos] \leftarrow i$ 
13:     $custo[i][custo] \leftarrow slots\_sol * holding\_time * (1/slots\_livres)$ 
14:  end for
15:   $custo \leftarrow ordenacao\_crescente(custo[][custo], custo[][])$ 
16:   $caminhos[] \leftarrow caminhos(custo[][pos])$ 
17: Fim
```

capítulo, e em seguida os resultados serão ordenados. Na linha 15, a matriz custo recebe a matriz custo ordenada de forma crescente pelo valor do custo, sendo que na linha 16, o vetor caminhos recebe o vetor caminhos ordenados. Assim se consegue a saída com os caminhos alternativos mapeados com seus respectivos custos priorizando o menor deles.

4.1. Análise da Complexidade Computacional do Algoritmo Proposto

A complexidade computacional do algoritmo APACHE é calculada como segue: Seja N o número de nós, E a quantidade de enlaces da topologia, e S a quantidade de slots. Na fase Offline que é a primeira etapa do algoritmo, que consiste em encontrar os K-menores caminhos entre pares de nós origem-destino (nesse estudo K=5), foi calculada utilizando o algoritmo de Yen, cuja complexidade é $O(KN(E+N\log N))$. Na fase Online, a busca por slots de frequência disponíveis entre os pares de nós origem-destino para o estabelecimento de uma nova requisição possui complexidade $O(SE)$.

5. Simulação: Cenários e Resultados

Foi desenvolvido um simulador em Python com uso das bibliotecas NetworkX e Simpy para viabilizar a avaliação do desempenho do Algoritmo Apache proposto. Foram conduzidas simulações usando o método de replicações independentes para obter um nível de confiança de 95% (note-se que embora plotados nos gráficos, não são visíveis porque são pequenos para o tamanho da imagem). Trabalhou-se com um número predefinido de 100.000 requisições estabelecidas de forma aleatória, em cada uma das dezesseis simulações feitas para gerar cada ponto nas curvas dos gráficos. A aleatoriedade das requisições utiliza uma distribuição uniforme de probabilidade. A variação do início de cada requisição tem seu tempo de chegada definido através de uma distribuição de Poisson. O tráfego dinâmico, é utilizado nesse trabalho. Os registros são ordenados no tempo,

permitindo a observação da modelagem de tráfego. Essas requisições foram distribuídas em três classes de serviço, CoS1 (real-time traffic), CoS2 (nonreal-time traffic), e CoS3 (delay-tolerant traffic). sendo CoS 1 a mais prioritária e CoS 3 a menos prioritária. As requisições chegavam à rede seguindo um processo Poisson, com tempos de permanência (*Holding Time*) exponencialmente distribuídos com uma média de 2 unidades de tempo (UT). As demandas de largura de banda dessas requisições foram divididas em 10 Gbps, 20 Gbps, 40 Gbps, 80 Gbps, 160 Gbps, 200 Gbps e 400 Gbps em igual proporção. No início da simulação, a rede não tem nenhum *slot* ocupado. A carga em Erlangs oferecida à rede é dada pela taxa de chegada de requisições multiplicada pela duração de cada requisição. A medida que novas requisições chegam, elas são alocadas.

Para realizar as simulações, utilizou-se a topologia de rede USA da Figura 1a, e foi desenvolvido o grafo para a topologia RNP, da Rede Nacional de Pesquisa na Figura 1b.

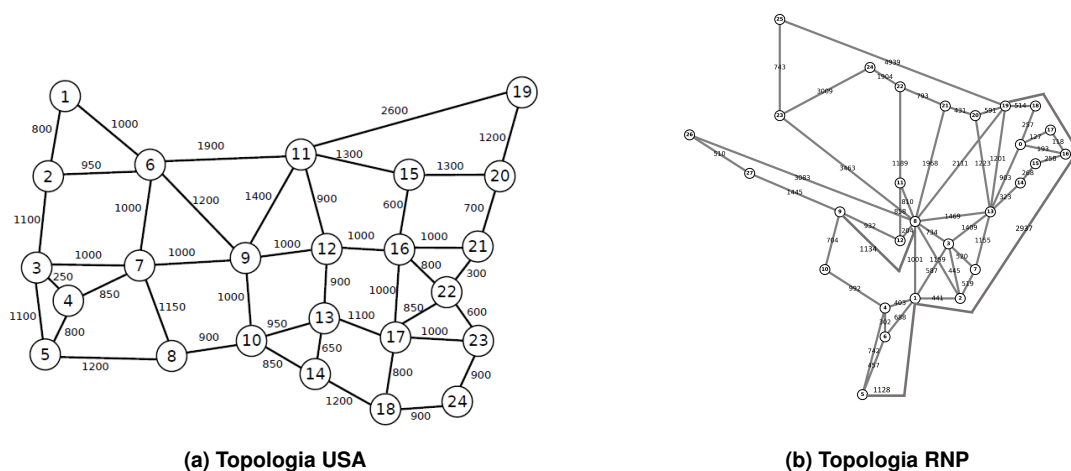
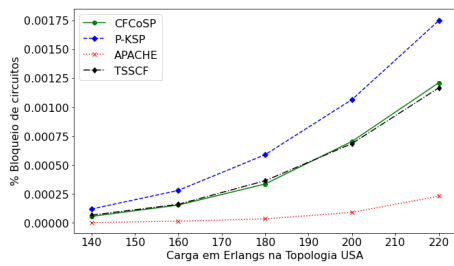


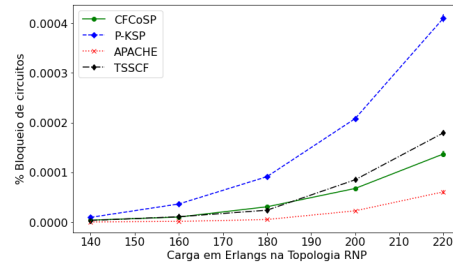
Figura 1. Topologias USA e RNP

A Rede USA tem 24 nós e 43 arestas e a Rede Ipê da RNP possui 28 nós e 50 arestas. São indicadas também as distâncias em quilômetros das arestas, que seguem aproximadamente as distâncias físicas reais entre as cidades (nós). Cada enlace nas topologias de rede possui 300 *slots* de frequência, cada um com largura de banda 12,5 GHz.

O desempenho do algoritmo Apache é avaliado inicialmente pela probabilidade de bloqueio de circuito (PBC - Proporção de requisições bloqueadas em relação ao número total de solicitadas) e a probabilidade de bloqueio de largura de banda (PBB - Quantidade de banda bloqueada em relação ao total de banda solicitada). Depois pelas métricas referentes a probabilidade de bloqueio por classe de serviço que são analisadas detalhando as larguras de bandas em Gbps, e a métrica relativa a receita cessante que considera o valor financeiro do total das requisições bloqueadas. Inicialmente verifica-se o desempenho da proposta comparando-a com os algoritmos P-KSP, CFCoSP e TSSCF pelas métricas de probabilidade de bloqueio, sem considerar nesse momento a abertura em Classes de Serviço ou larguras de bandas. O algoritmo Apache apresenta a menor PBC nas topologias USA e RNP, com vantagem significativa na comparação das Figuras 2a e 2b. Da mesma forma, o algoritmo Apache apresenta também a menor PBB, como pode ser visto nas Figuras 3a e 3b.

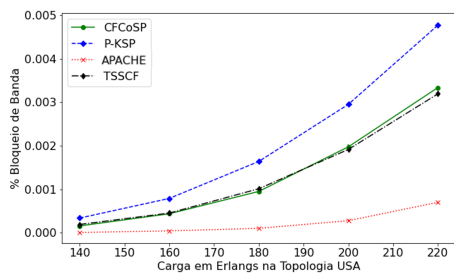


(a) PBC USA

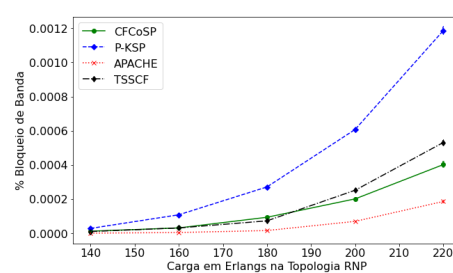


(b) PBC RNP

Figura 2. Probabilidade de Bloqueio de Circuito entre todos os algoritmos



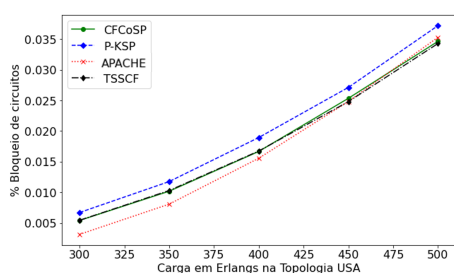
(a) PBB USA



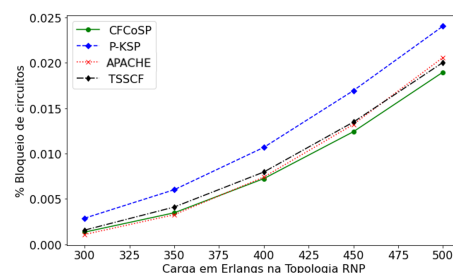
(b) PBB RNP

Figura 3. Probabilidade de Bloqueio de Banda entre todos os algoritmos

Foram definidos três níveis de carga para as análises. Abaixo de 140 Erlangs tem-se a faixa de Baixa Carga. Entre 140 e 220 Erlangs encontra-se a Média Carga que é utilizada na maior parte dos resultados. Acima de 220 Erlangs considera-se a faixa de Alta Carga, onde os bloqueios aparecem com maior frequência e podem ser observados os diferentes efeitos da Fragmentação e da Ausência de Espectro Livre. Estende-se a análise aumentando a carga na rede, dessa vez até 500 Erlangs para verificar o comportamento de resposta dos algoritmos nessa situação de alta carga.



(a) PBC USA CARGA ALTA



(b) PBC RNP CARGA ALTA

Figura 4. Probabilidade de Bloqueio de Circuito com aumento da carga até 500 Erlangs

O algoritmo Apache apresenta a menor probabilidade de bloqueio de circuito na topologia USA até a carga de 450 Erlangs quando seu desempenho deixa de ter vantagem em relação ao algoritmo CFCoSP (Figura 4a), e chega a ser inferior na RNP (Figura 4b).

Como o algoritmo Apache é ciente das Classes de Serviço inicia-se a análise referente a essas modalidades de serviço. A Figura 5, mostra as Probabilidades de Bloqueio das Bandas em Gbps diferenciando suas Classes entre todos os algoritmos nas topologias.



Figura 5. Probabilidade de bloqueio por classe, com carga fixa em 220 Erlangs, variando Banda x Algoritmos



Figura 6. Probabilidade de bloqueio por classe, com carga fixa em 350 Erlangs, variando Banda x Algoritmos

Trabalhar essas Classes de Serviços, serve para priorizar determinados tipos de aplicação preferenciais para o cliente, que renderiam maiores valores de receita, considerando por exemplo a necessidade de transmissão em tempo real na CoS1 (real-time traffic), a não crítica em termos de tempo na CoS2 (*nonreal-time traffic*), e à tolerante ao atraso em CoS3 (*delay-tolerant traffic*). O simulador permite variar o percentual de cada CoS, pois o provedor pode cobrar valores diferenciados para aumentar seu lucro. Nesse gráfico considera-se uma proporção uniforme de classes CoS1:CoS2:CoS3 (1:1:1) para comparar os resultados da mesma maneira que foram tratados nos outros algoritmos.

O algoritmo Apache apresenta a menor probabilidade de bloqueio nas três Classes de Serviço, em todas as larguras de banda das requisições, em ambas as topologias, com vantagem significativa em comparação com os outros algoritmos, como mostrado na Figura 5 para a carga de 220 Erlangs. Em seguida, a análise considera os efeitos nas bandas, utilizando carga alta, obtendo vantagem menor porém ainda significativa na Figura 6 para carga de 350 Erlangs.

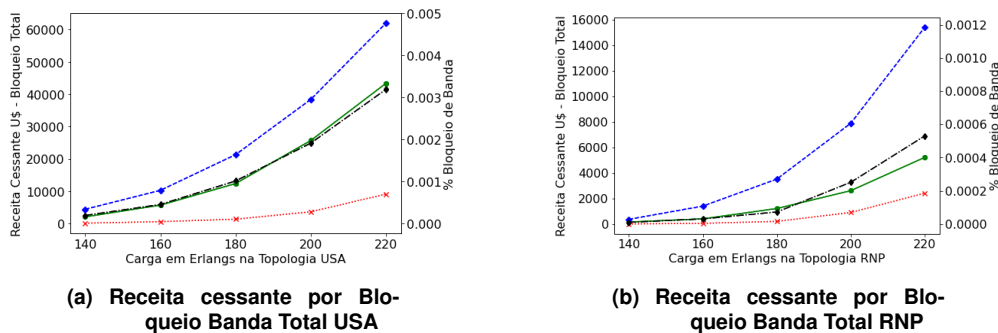


Figura 7. Receita cessante por Bloqueio Banda Total

A análise econômica pode ser verificada através da aplicação de preços para os

circuitos. Foram considerados valores financeiros iguais às larguras das bandas ou seja relação linear, onde Banda 10 Gbps custa U\$10 até Banda 400 Gbps que custa U\$400. O algoritmo Apache apresenta a menor perda de receita em todas as larguras de banda, em ambas as topologias, com vantagem significativa em comparação com os outros algoritmos, como mostra a Figura 7 para todas as requisições com qualquer banda em Gbps.

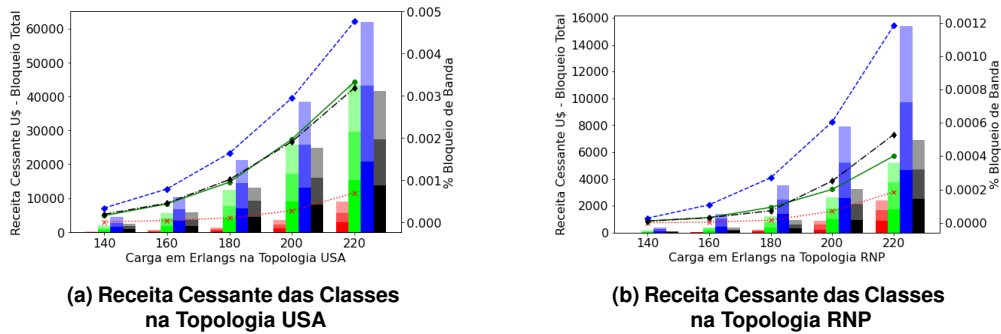


Figura 8. Receita Cessante das Classes

Considerando diversas cargas fixadas, passa-se a analisar as receitas cessantes abertas por Classes, comparando todos os algoritmos na Figura 8. O algoritmo Apache apresenta a menor receita cessante em todas classes e topologias. No mesmo gráfico foram plotadas as linhas referentes aos percentuais de bloqueio de banda.

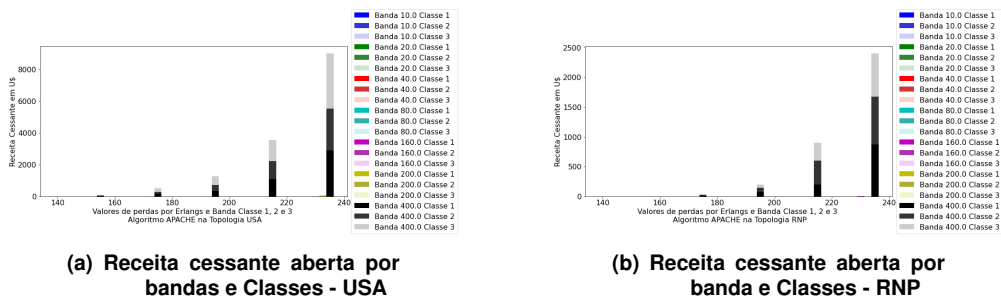


Figura 9. Receita cessante aberta por banda e por Classes

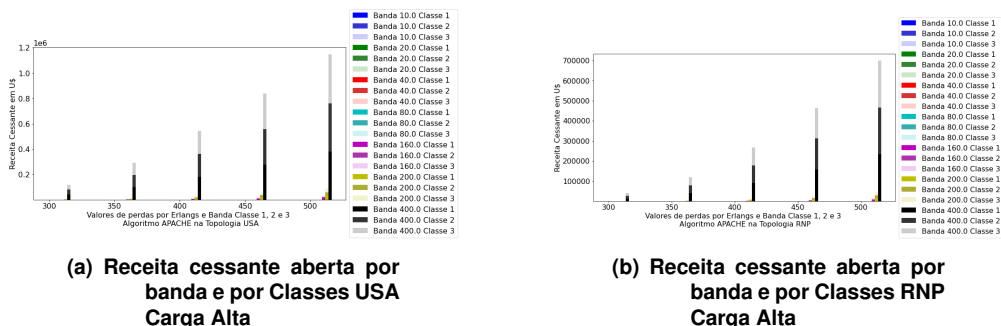


Figura 10. Receita cessante aberta por banda e por Classes Carga Alta

Também relacionada a análise de receita, as receitas cessantes abertas por bandas para as classes 1, 2 e 3, são mostradas na Figura 9. Depois, na Figura 10 estende-se a

análise aumentando a carga na rede, dessa vez até 500 Erlangs. Nesses gráficos são mostrados os resultados apenas no algoritmo Apache, pois o foco dessa análise é centralizado em: quais larguras de banda das requisições foram mais afetadas sob carga alta. Observa-se grande concentração nas de 400 Gbps, e alguns poucos nas de 200 e 160 Gbps.

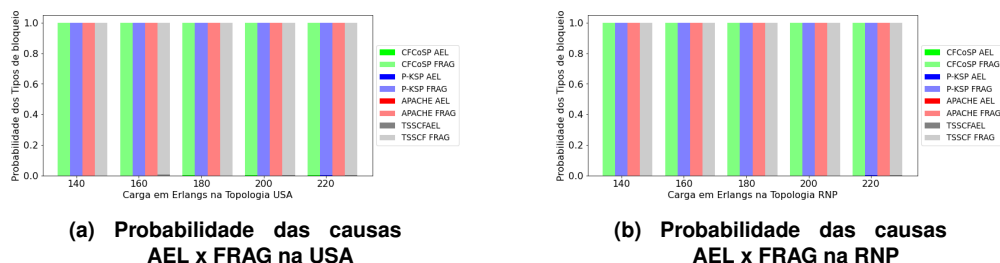


Figura 11. Probabilidade das causas por Tipo de Bloqueio AEL x FRAG

A análise mais interessante é relativa às causas dos bloqueios nas requisições, que são classificadas entre ocorrências devidas à Fragmentação ou Ausência de Espectro Livre, e mostradas nesses gráficos. Nas Figuras 11a e 11b, foram detalhadas as causas dos tipos de bloqueio de circuito por cada algoritmo, em suas probabilidades com valores entre zero e um, para as cargas de 140 a 220 Erlangs.

Nas Figuras 12a e 12b foram detalhados os tipos de bloqueio de circuito entre as causas Fragmentação ou Ausência de Espectro Livre, desta vez com os diferentes percentuais das causas entre os quatro algoritmos, Observa-se que a Fragmentação é responsável pela quase totalidade dos bloqueios analisados em cargas médias. Quando utilizam-se cargas mais altas, nota-se mais graficamente que o percentual devido a Ausência de Espectro Livre se torna mais perceptível.

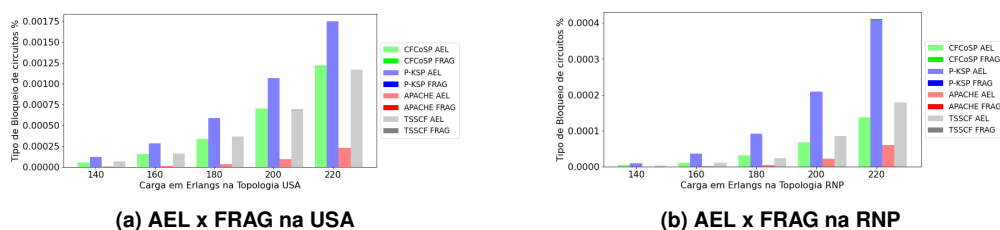


Figura 12. Tipo de Bloqueio de circuitos - em percentuais

6. Conclusões e Trabalhos Futuros

A partir da modelagem proposta, simulações foram realizadas para a geração dos circuitos, comparando os resultados do Apache com os outros algoritmos, confirmando a redução de bloqueio de circuitos e bandas, além de comprovar a viabilidade inclusive operacional através do uso do tráfego dinâmico. Um conjunto de códigos foi desenvolvido de modo a implementar um simulador EON com uma nova topologia da RNP, criando um amplo conjunto de ferramentas para relatórios, painéis, e geração de gráficos, auxiliando no suporte à tomada de decisão para uso e planejamento de redes. O simulador foi desenvolvido para quantificar os impactos devidos a Fragmentação e a Ausência de Espectro Livre, permitindo uma avaliação concreta dos aspectos técnicos a serem otimizados. A abordagem integrada do algoritmo possibilitou examinar diversas inter-relações,

incluindo análise econômica dos bloqueios em CoS, e distinção entre os efeitos em cada Banda. O código do simulador e a documentação adicional está disponibilizada no Github <https://github.com/Eonassis/EON-Simulator/>

Como trabalhos futuros, pode-se utilizar regeneradores 3R para permitir ampliações dinâmicas em cada enlace da rede, e interligar o domínio RNP com as redes internacionais USA e EUROPA permitindo que o simulador trabalhe a interligação multidomínio. Além das classes de serviço na camada óptica aqui trabalhadas, desenvolver o simulador com CoS na camada de aplicação, transformando-o em Ciente da Aplicação, permitirá tratar as requisições considerando suas necessidades específicas, por exemplo priorizando transmissão em tempo real, ou postergando Backup de bases de dados para horários de pouco tráfego na rede.

Referências

- Batham, D., Pathak, S. K., Yadav, D. S., and Prakash, S. (2020). A traffic scheduling strategy based on cost function for differentiated class of service in multi-domain optical networks. *Optical Fiber Technology*, 60:102337.
- Batham, D. and Yadav, D. S. (2019). A weight function rsa strategy based on path length and bandwidth demand for static traffic in elastic optical network. In *International Conference on Sustainable and Innovative Solutions for Current Challenges in Engineering & Technology*, pages 88–96. Springer.
- Batham, D. and Yadav, D. S. (2020). Hpdst: Holding pathlength domain scheduled traffic strategy for multi-domain optical networks. *Optik*, 222:165145.
- Dixit, S., Batham, D., and Narwaria, R. P. (2020). Cost function-based class of service provisioning strategy in elastic optical networks. *International Journal of Communication Systems*, 33(18):e4634.
- Horota, A., Reis, L., Figueiredo, G., and Fonseca, N. L. S. (2016). Routing and spectrum assignment algorithm with most fragmented path first in elastic optical networks. *IEEE Latin America Transactions*, 14(6):2980–2986.
- Lourenço, R. B., Tornatore, M., Martel, C. U., and Mukherjee, B. (2018). Running the network harder: Connection provisioning under resource crunch. *IEEE Transactions on Network and Service Management*, 15(4):1615–1629.
- Santos, A. S., de Santi, J., Figueiredo, G. B., and Mukherjee, B. (2022). Application-aware service degradation in elastic optical networks. *IEEE Transactions on Network and Service Management*, 19(2):949–961.
- Santos, A. S., Horota, A. K., Zhong, Z., De Santi, J., Figueiredo, G. B., Tornatore, M., and Mukherjee, B. (2018). An online strategy for service degradation with proportional qos in elastic optical networks. In *2018 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 1–6. IEEE.
- Wang, Y., Cao, X., and Pan, Y. (2011). A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In *2011 Proceedings Ieee Infocom*, pages 1503–1511. IEEE.