

## UMA MODELAGEM MARKOVIANA PARA CONTROLE DE ADMISSÃO EM REDES ÓPTICAS FWDM

**Solon Venâncio de Carvalho**

**Marlon da Silva**

**Sabrina Bergoch Monteiro Sambatti**

**Rita de Cássia Meneses Rodrigues**

Laboratório Associado de Computação e Matemática Aplicada - LAC

Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais - INPE

Avenida dos Astronautas, 1758, São José dos Campos - SP

{solon, marlon.silva, [rita](mailto:rita@lac.inpe.br)}@lac.inpe.br

sabrinabms@gmail.com

### RESUMO

Para atender a crescente demanda por redes de fibra ópticas, a técnica FWDM (*Flexible Wavelength Division Multiplexing*) tem sido utilizada, permitindo alocação dinâmica dos comprimentos de onda. Como neste tipo de rede mais de um usuário utiliza cada *link* concorrentemente, pode ocorrer interferência entre as requisições de diferentes usuários. Para eliminar este problema utiliza-se um intervalo de guarda entre duas requisições consecutivas, recurso denominado *guardbands*. Neste trabalho propõe-se um modelo markoviano de decisão para as redes ópticas FWDM considerando a existência de *guardbands* com o objetivo de maximizar a recompensa média a longo prazo do sistema. Resultados numéricos são apresentados.

**PALAVRAS CHAVE.** Processo Markoviano de Decisão, FWDM, Controle de Admissão

**Área principal:** TEL&SI - PO em Telecomunicações e Sistemas de Informações.

### ABSTRACT

To meet the growing demand for optical fiber networks, the technique FWDM (Flexible Wavelength Division Multiplexing) has been used, allowing dynamic allocation of wavelengths. As in this type of network more than one user use each link concurrently, interference may occur between requests from different users. To eliminate this problem we use a guard interval between two consecutive requests, feature called *guardbands*. This paper proposes a Markov decision model for optical networks FWDM considering the existence of *guardbands* with the objective of maximizing long-term average reward system. Numerical results are presented.

**KEYWORDS.** Markov Decision Process, FWDM, Admission Control

**Main area:** TEL & SI - OR in Telecommunications and Information Systems.

## 1. Introdução

As redes ópticas possuem alta largura de banda, além de conter alta capacidade e velocidade de transmissão de dados, frente a outras tecnologias de rede (França, 2011).

Para melhor aproveitamento da quantidade de recursos que a rede oferece, podem ser adotados os conceitos da multiplexação por divisão de frequência – conhecida como WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) (Maier, 2008); entende-se por multiplexação a operação de transmitir diversas requisições simultaneamente utilizando um único canal físico.

Nas redes que utilizam a técnica WDM, várias mensagens podem ser transmitidas concorrentemente. Neste caso, um usuário (servidor da rede) faz uma requisição para envio de dados e a ele é designado um canal de transmissão, ou seja, um determinado intervalo de comprimento de onda (*slot*) para a transmissão. Os *slots* são multiplexados e colocados em uma fibra óptica, e, quando chegam ao destino, são demultiplexados e encaminhados para os diferentes receptores.

Uma característica da técnica WDM é que o tamanho dos *slots* alocados deve ser fixo. Uma tendência atual é torná-lo variável utilizando a técnica FWDM (*Flexible Wavelength Division Multiplexing*), que permite a alocação dinâmica dos comprimentos de onda da rede em função da taxa de envio necessária.

Como pode ocorrer interferência entre as mensagens sendo enviadas, utiliza-se um intervalo de guarda entre duas mensagens consecutivas, recurso denominado *guardbands*.

O presente trabalho foi inspirado nos trabalhos Patel et al. (2010) e Christodouloupoulos et al. (2010), que apresentam modelos para a otimização dos FWDM.

Patel et al. (2010) modelam uma rede FWDM como um grafo e, a partir da topologia da rede, um modelo de Programação Linear Inteira é elaborado para alocação dinâmica dos recursos da rede, em particular dos espectros ópticos. Contudo, o modelo é grande e, dependendo do seu tamanho, possui um custo computacional elevado.

Christodouloupoulos et al. (2010) introduzem uma formulação do problema de roteamento e alocação de frequência numa rede com Multiplexação por Divisão de Frequência Ortogonal (Orthogonal Frequency\_Division Multiplexing - OFDM) como um problema de programação linear inteira.

Neste trabalho enfatiza-se a dinâmica estocástica dos processos de chegada e saída de requisições. Propõe-se um modelo markoviano de decisão para o *link* de saída de um nó de uma rede óptica com conversor de comprimento de onda e que utiliza a técnica FWDM. Para isso, considera-se a existência de *guardbands*, e de diferentes tipos de requisições que podem exigir diferentes larguras de banda. A resolução do modelo fornece uma política de controle de admissão ótima que, baseado nas requisições já sendo transmitidas, determina, caso haja espaço disponível no *link*, se aceita ou não uma nova requisição. Considera-se uma função objetivo bastante geral que consiste em maximizar a recompensa média a longo prazo do sistema. Esta função objetivo pode ser parametrizada de forma a, por exemplo, maximizar o throughput médio ou o número médio de *slots* utilizados.

O artigo está organizado da seguinte forma: na Seção 2 é descrito o modelo markoviano proposto e na Seção 3 apresentam-se alguns resultados numéricos. As conclusões e as sugestões para trabalhos futuros são apresentadas na Seção 4.

## 2. Modelo Proposto

Considera-se um *link* de uma rede flexível WDM cujo espectro óptico é dividido em  $N$  *slots*. Requisições que chegam à rede são classificadas em um de  $K$  tipos possíveis. Cada tipo de requisição  $k$  ( $1 \leq k \leq K$ ) é caracterizada por:

$w_k$ : o número de *slots* contíguos a ser alocado para sua transmissão;

$\lambda_k$ : sua taxa de chegada, que segue uma distribuição de Poisson;

$1/\mu_k$ : seu tempo médio de transmissão, que segue uma distribuição exponencial;

por hipótese supõe-se que o.  $w_k \leq w_{k+1}$  para  $1 \leq k \leq K-1$ .

Um modelo com controle de admissão em redes óticas flexíveis FWDM é apresentado na Figura 1. Neste modelo considera-se um nó com conversor de comprimentos de onda, em que é possível rearranjar as posições das requisições sendo transmitidas de forma a liberar maiores espaços contíguos para alocar novas requisições. Nos instantes de chegada de uma nova requisição, o nó deve decidir sobre sua aceitação para transmissão para o *link* de saída.

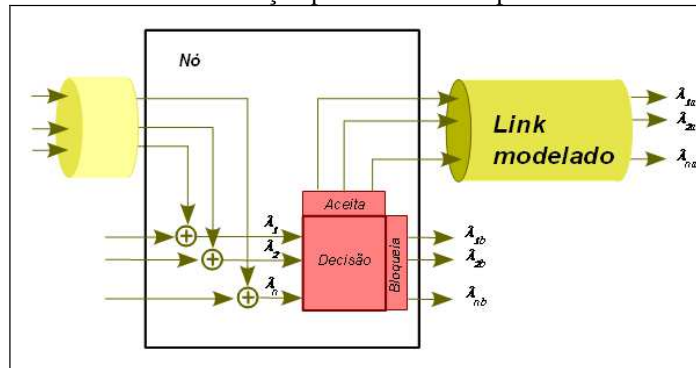


Figura 1. Modelo para atribuição de espectro baseadas em redes óticas flexíveis FWDM.

Para evitar interferência, requisições adjacentes devem ser alocadas com um apropriado intervalo de guarda (Figura 2). Esta separação é modelada por *guardbands slots*: um número fixo,  $g_b$ , de *slots* vazios colocados entre duas requisições adjacentes. No exemplo da figura, os *slots* 2, 6, 7, 10, 12, 14, 16, e 17 estão sendo usados como *guardband*. Sem reposicionamento das requisições, só é possível acrescentar uma única nova requisição que utilize um único *slot* na posição 13.

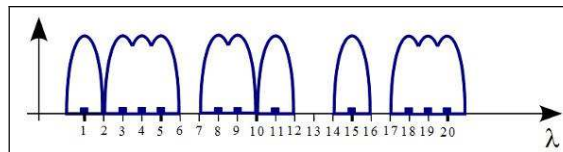


Figura 2. Exemplo de atribuição de canais com a utilização de *guardbands*.

Neste trabalho propõe-se um modelo markoviano de decisão para modelar o *link* de saída de um nó de uma rede flexível WDM. O objetivo do modelo markoviano proposto é, baseado no estado do sistema ( $s$ ) pertencente a um espaço de estados  $E$ , obter uma política de controle que determina, caso haja canais disponíveis, aceitar ou não uma requisição que chega à rede, de maneira a maximizar a recompensa média a longo prazo

Dois tipos de recompensas são consideradas:

$r_k$ : taxa de recompensa (\$/unidade de tempo) para cada requisição do tipo  $k$  sendo transmitida, e

$F_k$ : uma recompensa fixa (\$) para cada requisição do tipo  $k$  transmitida (obtida no final da sua transmissão).

Para descrever o espaço de estados do sistema consideram-se o espaço de cargas e o conjunto de eventos, definidos a seguir.

O espaço de cargas é definido por uma  $n$ -upla  $(n_1, n_2, \dots, n_K)$ , em que  $n_k$  é o número de requisições do tipo  $k$ ,  $k \in \{1, 2, \dots, K\}$ , sendo transmitidas. O somatório do produto das requisições de cada tipo pelo número de *slots* contíguos alocados para sua transmissão mais o número de intervalos de guarda são limitados por  $N$ , o número de *slots* disponíveis no *link*. Desta forma, o espaço de cargas é dado por:

$$C = \{(n_1, n_2, \dots, n_K) \mid n_1, \dots, n_K, \in \mathcal{N}, k \in \{1, 2, \dots, K\}; \sum_{k=1}^K n_k w_k + \left( \sum_{k=1}^K n_k - 1 \right) g_b \leq N\}.$$

O conjunto de eventos é dado pela dupla  $(ev_t, ev_c)$ , em que  $ev_t$  indica que o último evento ocorrido foi uma chegada (A) ou saída (S) (término de transmissão) de uma requisição, e  $ev_c$  indica o tipo de requisição que chegou ou saiu da rede. Tem-se que o conjunto de eventos é dado por:

$$EV = \{(ev_t, ev_c), ev_t \in \{A, S\}, ev_c \in \{1, \dots, K\}\}$$

Cada estado do sistema é dado pela dupla  $(c, ev)$ , em que  $c$  é um elemento do espaço de carga e  $ev$  é um elemento do conjunto de eventos. O último evento só pode ser o término de transmissão de uma requisição do tipo  $k$ ,  $k \in \{1, \dots, K\}$ , se existem requisições deste tipo no sistema, ou seja, se  $n_k > 0$ . Se o último evento foi a chegada de uma requisição do tipo  $k$ ,  $k \in \{1, \dots, K\}$ , ele só é considerado se esta requisição puder ser aceita, ou seja, se houver espaço livre necessário. Dessa forma, o espaço de estados  $E$  é definido por:

$$E = \{(c, ev) \mid c \in C; ev \in EV; \text{para } ev_c = k \in \{1, \dots, K\}: \text{se } ev_t = S \text{ então } n_k > 0 \\ \text{se } ev_t = A \text{ então} \\ w_k + \sum_{i=1}^K n_i w_i + g_b \sum_{i=1}^K n_i \leq N\}.$$

Admite-se que uma decisão deve ser tomada logo após a ocorrência de um evento: chegada ou término de transmissão de uma requisição. Se o último evento for a chegada de uma requisição, as ações possíveis são: sua aceitação (ACC) ou rejeição (REJ). Se o evento for o término de transmissão de uma requisição, não se toma nenhuma ação (NOA). Logo, o espaço de ações é dado por:

$$A(s) = \begin{cases} \{ACC, REJ\}, & \text{se } ev_t = A \\ \{NOA\}, & \text{se } ev_t = S \end{cases}.$$

Após a observação do estado  $s \in E$  e a escolha da ação  $a \in A(s)$ , o sistema evolui para um estado reagido  $s' = (c_r, ev)$ , em que  $c_r = (n'_1, \dots, n'_K)$ , como mostrado na Tabela 1. Este estado reagido é o resultado imediato da ação escolhida, e o sistema permanece nele até que o próximo evento ocorra (Tabela 2).

Tomando como exemplo um estado  $s = \{c, ev\}$ , em que  $ev = (A, k)$ ,  $k \in \{1, \dots, K\}$ , se ainda existem *slots* vazios,  $\sum_{k=1}^K n_k w_k + \left( \sum_{k=1}^K n_k - 1 \right) g_b \leq N$ , pode-se aceitar ou rejeitar esta requisição. Se ela for aceita ( $a = ACC$ ), ela é incorporada ao sistema, e a carga do sistema passa a ser a carga reagida  $c_r = (n_1, \dots, n_{k-1}, n_k+1, n_{k+1}, n_K)$  até que o próximo evento ocorra. Em caso de rejeição da requisição ( $a = REJ$ ), não há mudança na carga. Se  $ev = (S, k)$ ,  $k \in \{1, \dots, K\}$ , nenhuma ação é tomada ( $a = NOA$ ), a requisição é retirada do sistema, e a carga reagida é  $c_r = (n_1, \dots, n_{k-1}, n_k-1, n_{k+1}, n_K)$ .

A partir da carga reagida, a taxa de transição para o próximo estado  $j \in E$  varia de acordo com a ocorrência do próximo evento no sistema, podendo ser obtida como apresentado na Tabela 2. Se ainda existem *slots* vazios e se o próximo evento for uma chegada de requisição do tipo  $k$ ,  $k \in \{1, \dots, K\}$ , a taxa de transição para o próximo estado é  $\lambda_k$ , e o estado do sistema passa a ser  $j = (c_r, (A, k))$ . Se existem requisições do tipo  $k$ ,  $k \in \{1, \dots, K\}$ , no sistema e o evento for o término da sua transmissão, a taxa de transição para o próximo estado é  $\mu_k$ , e o estado do sistema passa a ser  $j = (c_r, (S, k))$ . Deve-se notar que todas as transições não indicadas na tabela são nulas, ou seja, têm taxa zero.

Na Figura 2 apresenta-se um diagrama da dinâmica das mudanças de estados ao longo do tempo

Evento	Condição	Decisão	Carga Reagida $c_r = (n'_1, \dots, n'_K)$
$(A, k), k \in \{1, \dots, K\}$	$\sum_{k=1}^K n_k w_k + \left(\sum_{k=1}^K n_k - 1\right) g_b \leq N$	R	$(n_1, \dots, n_K)$
		A	$(n_1, \dots, n_{k-1}, n_k+1, n_{k+1}, n_K)$
$(S, k), k \in \{1, \dots, K\}$	$n_K > 0$	0	$(n_1, \dots, n_{k-1}, n_k-1, n_{k+1}, n_K)$

Tabela 1 – Estados reagidos

Condição	Novo evento	Taxa	Estado de destino
$w_k + \sum_{i=1}^K n_i w_i + g_b \sum_{i=1}^K n_i \leq N, k \in \{1, \dots, K\}$	$(A, k), k \in \{1, \dots, K\}$	$\lambda_k$	$(c_r, (A, k))$
$n_K > 0$ $k \in \{1, \dots, K\}$	$(S, k), k \in \{1, \dots, K\}$	$\mu_k$	$(c_r, (S, k))$

Tabela 2 – Taxas de Transição

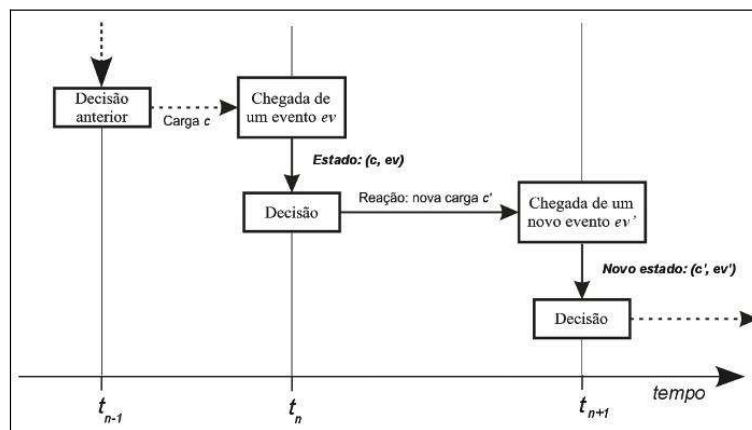


Figura 3. Diagrama de representação da mudança de estados ao longo do tempo

A partir das tabelas 1 e 2, tem-se as taxas de transição não nulas  $\lambda_{sj}(a)$  entre dois estados  $s$  e  $j \in E$ . Para a resolução do modelo são necessárias as probabilidades de transição  $p_{sj}(a)$  entre os estados e tempo médio  $\tau_s(a)$  de permanência no estado  $s$  até uma transição. Estas probabilidades e este tempo podem ser facilmente obtidas a partir das taxas de transição  $\lambda_{sj}(a)$ :

$$p_{sj}(a) = \frac{\lambda_{sj}(a)}{\sum_{e \in E} \lambda_{se}(a)} \quad \text{e} \quad \tau(s, a) = \frac{1}{\sum_{e \in E} \lambda_{se}(a)}$$

Por fim, calcula-se o retorno esperado  $R(s, a)$  ao se tomar a decisão  $a \in A(s)$  quando o sistema está no estado  $s \in E$ . Para tanto, leva-se em conta a quantidade de requisições do tipo  $k$  sendo transmitidas pelo sistema no estado reagido  $c_r$ , ponderada por pesos  $r_r(k)$  e  $F_r(k)$ , que são respectivamente, a taxa de recompensa para cada requisição do tipo  $k$  sendo transmitida e uma recompensa fixa obtida no final da sua transmissão. Em seguida, multiplica-se esse resultado pelo tempo esperado até o próximo instante de decisão, denotado por  $\tau_s(a)$ .

Tem-se então:

$$R(s, a) = \tau(s, a) \left\{ \sum_{k=1}^K n_k [r_r(k) + F_r(k) \mu_k] \right\}.$$

Para obtenção da política que maximiza o retorno esperado do sistema proposto a longo prazo (política ótima), utilizou-se o Algoritmo de Iteração de Valores, e para obter as probabilidades limites, ou seja, a proporção de tempo que o sistema permanece em cada estado sob a política ótima utilizou-se *Successive Overrelaxation* (SOR) (Tijms, 2003).

### 3. Resultados numéricos

Para ilustrar o comportamento do modelo proposto, definiu-se um *link* de fibra óptica cujo espectro de frequência foi dividido em 64 *slots* ( $N = 64$ ), que deve deixar um *slot* de *guardband* entre duas transmissões adjacentes ( $g_b = 1$ ) e que pode atender a cinco tipos de requisições ( $K = 5$ ). Os parâmetros fixados para a execução do modelo estão resumidos na Tabela 3. Note que as requisições podem utilizar de 1 a 5 *slots*. As taxas de chegadas e os tempos médios de transmissão foram considerados iguais para os cinco tipos de requisições. Os tempos médios de transmissão foram fixados em 1/5 de unidade de tempo e fez-se variar as taxas de chegadas, iguais para todos os tipos de requisições, entre 5 e 100 chegadas por unidade de tempo. Consideraram-se dois objetivos: maximizar o *throughput* médio do *link* (em requisições por unidade de tempo) e maximizar o número médio de *slots* utilizados/ para cada um destes objetivos, a tabela apresenta os valores utilizados para os parâmetros de retorno  $r_r$  e  $F_r$ .

Tipo	Número de <i>slots</i>	Taxa de chegada	Tempo médio de transmissão	Máximo <i>throughput</i>		Máxima utilização dos <i>slots</i>	
k	$w_k$	$\lambda_k$	$1/\mu_k$	$r_r$	$F_r$	$r_r$	$F_r$
1	1	de 5 a 100	1/5	0	1	1	0
2	2	de 5 a 100	1/5	0	1	2	0
3	3	de 5 a 100	1/5	0	1	3	0
4	4	de 5 a 100	1/5	0	1	4	0
5	5	de 5 a 100	1/5	0	1	5	0

Tabela 3. Parâmetros fixados para a execução do modelo

O modelo foi implementado em C++ utilizando a biblioteca de classes ModEsto para construção e resolução de modelos markovianos desenvolvida no LAC/INPE. Com os parâmetros fixados, o modelo possui 213.910 estados, 320.865 pares estado-ação e 2.644.403 transições não nulas. Foi executado num laptop com processador Intel® Core™2 Duo 2.20 GHz e com 4 GB de memória. O tempo de execução para a construção e a resolução de cada instância do modelo (fixadas as taxas de chegada e função objetivo de acordo com Tabela 3, e erros máximos de  $1,0 \times 10^{-10}$  para o Algoritmo de Iterações de Valores e para a cálculo das probabilidades limites) variou entre 20min e 1h40min. Esta variação se deve a diferentes condicionamentos da matriz de transições, definidas por seus elementos que, no modelo, dependem das taxas de chegada e dos tempos médios de transmissão.

Através da variação das taxas de chegada de cada tipo de requisição pode-se observar a resposta do sistema em relação ao aumento da carga atendida. As Figuras 4 e 5 mostram, respectivamente, o *throughput* e número médio de *slots* usados quando se aplica a política de controle ótima fornecida pelo algoritmo de iterações de valores. Em cada figura, a curva legendada com “T” representa os valores obtidos para o objetivo da maximização do *throughput* médio e a curva legendada com “R” representa os valores obtidos para o objetivo da maximização do número médio de *slots* utilizados.

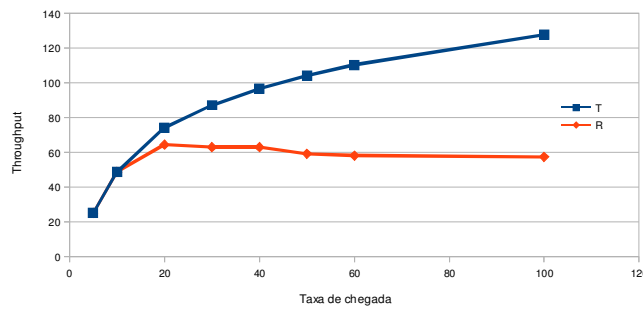


Figura 4 *Throughput* do sistema

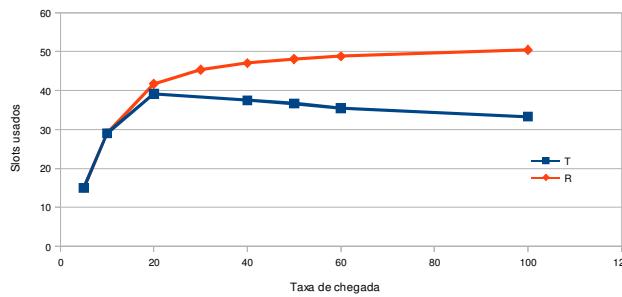


Figura 5. Número médio de *slots* utilizados

Para exemplificar a forma das políticas ótimas obtidas, tomou-se o caso onde a taxa de chegadas de cada requisição é 20. As Tabelas 4 e 5 mostram, respectivamente, a política obtida para o objetivo da maximização do *throughput* médio e aquela obtida para o objetivo da maximização do número médio de *slots* utilizados.

Tabela 4. Política ótima: Máximo *Throughput*

Canais	Slots				
	0	1	2	3	4
0 a 1	*	*	*	*	*
2	A	*	*	*	*
3	A	A	*	*	*
4	A	A	A	*	*
5	A	A	A	R	*
6	A	A	A	R	R
7	A	A	A	a	R
8 a 11	A	A	A	A	R
12	A	A	A	A	a
13 a 64	A	A	A	A	A

Tabela 5. Política ótima: Máximo uso de *slots*

Canais	Slots				
	0	1	2	3	4
0 a 1	*	*	*	*	*
2	R	*	*	*	*
3	R	A	*	*	*
4	R	a	A	*	*
5	R	a	A	A	*
6	R	R	A	A	A
7	R	a	A	A	A
8 a 14	R	A	A	A	A
15	a	A	A	A	A
16 a 64	A	A	A	A	A

#### 4. Conclusões e comentários

O modelo proposto é um primeiro passo visando à modelagem estocástica das redes ópticas flexíveis FWD. Os resultados obtidos permitem uma caracterização da forma das políticas ótimas para o controle de admissão em nós ópticos com conversores de comprimento de

onda, em que é possível rearranjar as posições das requisições sendo transmitidas de forma a liberar maiores espaços contíguos para alocar novas requisições.

Para prosseguimento desta pesquisa, pretende-se modelar nós sem conversores de comprimento de onda. Neste caso, os *slots* de transmissão das requisições que chegam não podem ser alterados no *link* de saída. Desta forma deve-se modelar também a posição das requisições no espectro de potência, o que aumenta consideravelmente o tamanho do modelo. Numa primeira estimativa, acredita-se que, com os recursos disponíveis hoje, será computacionalmente impossível resolver modelos com mais de 20 *slots* de frequência. O modelo aqui proposto deverá fornecer limitantes superiores para modelos estocásticos mais completos e exatos de redes ópticas.

### Referências

- Christodoulopoulos, K.; Tomkos, I.; Varvarigos, E.A.;** (2010), "Routing and Spectrum Allocation in OFDM-Based Optical Networks with Elastic Bandwidth Allocation," *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2010)*, IEEE, pp.1-6, 6-10.
- França, L. F. A.** (2011), *Modelo Markoviano de decisão para o roteamento adaptativo em redes WDM totalmente ópticas*. Dissertação de Mestrado. São José dos Campos, INPE.
- Maier, M.** (2008), *Optical switching networks*. 1. ed. New York: Cambridge University Press.
- Patel, A.; Ji, P.; Jue, J.; Wang, T.** (2010), Routing, Wavelength Assignment, and Spectrum Allocation in Transparent Flexible Optical WDM (FWDM) Networks. *In: Photonics in Switching, OSA Technical Digest*. Optical Society of America, paper PDPWG1.
- Tijms, H. C.** (2003) *A First Course in Stochastic Models*. Wiley.