



Ministério da  
**Ciência e Tecnologia**



sid.inpe.br/mtc-m19/2011/02.17.15.48-TDI

## MODELO MARKOVIANO DE DECISÃO PARA O ROTEAMENTO ADAPTATIVO EM REDES WDM TOTALMENTE ÓPTICAS

Luis Fernando Amorim França

Dissertação de Mestrado do Curso de Pós-Graduação em Computação Aplicada,  
orientada pelo Drs. Solon Venâncio de Carvalho, e Rita de Cássia Meneses  
Rodrigues, aprovada em 01 de março de 2011

URL do documento original:

<<http://urlib.net/8JMKD3MGP7W/397C9LL>>

INPE  
São José dos Campos  
2011

## **PUBLICADO POR :**

Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais - INPE

Gabinete do Diretor (GB)

Serviço de Informação e Documentação (SID)

Caixa Postal 515 - CEP 12.245-970

São José dos Campos - SP - Brasil

Tel.:(012) 3208-6923/6921

Fax: (012) 3208-6919

E-mail: pubtc@sid.inpe.br

## **CONSELHO DE EDITORAÇÃO E PRESERVAÇÃO DA PRODUÇÃO INTELLECTUAL DO INPE (RE/DIR-204):**

### **Presidente:**

Dr. Gerald Jean Francis Banon - Coordenação Observação da Terra (OBT)

### **Membros:**

Dr<sup>a</sup> Inez Staciarini Batista - Coordenação Ciências Espaciais e Atmosféricas (CEA)

Dr<sup>a</sup> Maria do Carmo de Andrade Nono - Conselho de Pós-Graduação

Dr<sup>a</sup> Regina Célia dos Santos Alvalá - Centro de Ciência do Sistema Terrestre (CST)

Marciana Leite Ribeiro - Serviço de Informação e Documentação (SID)

Dr. Ralf Gielow - Centro de Previsão de Tempo e Estudos Climáticos (CPT)

Dr. Wilson Yamaguti - Coordenação Engenharia e Tecnologia Espacial (ETE)

Dr. Horácio Hideki Yanasse - Centro de Tecnologias Especiais (CTE)

### **BIBLIOTECA DIGITAL:**

Dr. Gerald Jean Francis Banon - Coordenação de Observação da Terra (OBT)

Marciana Leite Ribeiro - Serviço de Informação e Documentação (SID)

### **REVISÃO E NORMALIZAÇÃO DOCUMENTÁRIA:**

Marciana Leite Ribeiro - Serviço de Informação e Documentação (SID)

Yolanda Ribeiro da Silva Souza - Serviço de Informação e Documentação (SID)

### **EDITORAÇÃO ELETRÔNICA:**

Vivéca Sant´Ana Lemos - Serviço de Informação e Documentação (SID)



Ministério da  
**Ciência e Tecnologia**



sid.inpe.br/mtc-m19/2011/02.17.15.48-TDI

## MODELO MARKOVIANO DE DECISÃO PARA O ROTEAMENTO ADAPTATIVO EM REDES WDM TOTALMENTE ÓPTICAS

Luis Fernando Amorim França

Dissertação de Mestrado do Curso de Pós-Graduação em Computação Aplicada,  
orientada pelo Drs. Solon Venâncio de Carvalho, e Rita de Cássia Meneses  
Rodrigues, aprovada em 01 de março de 2011

URL do documento original:

<<http://urlib.net/8JMKD3MGP7W/397C9LL>>

INPE  
São José dos Campos  
2011

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação (CIP)

---

França, Luis Fernando Amorim.

F844m Modelo markoviano de decisão para o roteamento adaptativo em redes WDM totalmente ópticas / Luis Fernando Amorim França . – São José dos Campos : INPE, 2011.  
xxiv+ 56 p. ; (sid.inpe.br/mtc-m19/2011/02.17.15.48-TDI)

Dissertação (Mestrado em Computação Aplicada) – Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais, São José dos Campos, 2011.

Orientadores : Drs. Solon Venâncio de Carvalho, e Rita de Cássia Meneses Rodrigues.

1. Redes WDM. 2. Roteamento adaptativo . 3. Processo Markoviano de Decisão. I. Título.

CDU 519.863

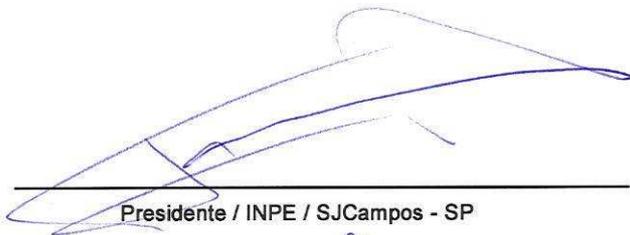
---

Copyright © 2011 do MCT/INPE. Nenhuma parte desta publicação pode ser reproduzida, armazenada em um sistema de recuperação, ou transmitida sob qualquer forma ou por qualquer meio, eletrônico, mecânico, fotográfico, reprográfico, de microfilmagem ou outros, sem a permissão escrita do INPE, com exceção de qualquer material fornecido especificamente com o propósito de ser entrado e executado num sistema computacional, para o uso exclusivo do leitor da obra.

Copyright © 2011 by MCT/INPE. No part of this publication may be reproduced, stored in a retrieval system, or transmitted in any form or by any means, electronic, mechanical, photocopying, recording, microfilming, or otherwise, without written permission from INPE, with the exception of any material supplied specifically for the purpose of being entered and executed on a computer system, for exclusive use of the reader of the work.

Aprovado (a) pela Banca Examinadora  
em cumprimento ao requisito exigido para  
obtenção do Título de Mestre em  
Computação Aplicada

Dr. Horacio Hideki Yanasse



---

Presidente / INPE / SJC Campos - SP

Dr. Solon Venâncio de Carvalho



---

Orientador(a) / INPE / SJC Campos - SP

Dra. Rita de Cássia Meneses Rodrigues



---

Orientador(a) / INPE / SJC Campos - SP

Dra. Sandra Aparecida Sandri



---

Membro da Banca / INPE / SJC Campos - SP

Dr. Marcelo Eduardo Vieira Segatto



---

Convidado(a) / UFES / Vitória - ES



Aluno (a): Luis Fernando Amorim França

São José dos Campos, 01 de março de 2011



*“A ciência, meu rapaz, é feita de erros; mas de erros que é bom cometer, pois conduzem à verdade.”*

JÚLIO VERNE



*A meus pais Carlos e Maria Luiza, e a meus irmãos  
Paula, César e Carlinhos*



## AGRADECIMENTOS

Agradeço a Deus pela dádiva da vida, pelas oportunidades a mim oferecidas, e pela saúde para poder aproveitá-las.

À minha família que, mesmo à distância, me apoiou e incentivou incondicionalmente durante essa nova fase da minha vida.

Aos meus orientadores Dr Solon Venâncio de Carvalho e Dra Rita de Cássia Meneses Rodrigues pela dedicação, paciência, incentivo e conhecimento compartilhado.

Ao Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais (INPE), em especial o Curso de Computação Aplicada (CAP), pela oportunidade de desenvolver este trabalho.

À Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES) pelo auxílio financeiro concedido.

Aos meus amigos de longa data, sem os quais a minha vida não seria a mesma.

Aos amigos e colegas do INPE, especialmente do CCS, pelo convívio e amizade.

Por fim, a todos que colaboraram de maneira direta ou indireta para a realização deste trabalho.



## RESUMO

As redes ópticas WDM têm sido cada vez mais utilizadas, visto que aproveitam melhor a capacidade de transmissão das fibras ópticas. Com o intuito de evitar conversões óptico-elétricas na transmissão de dados entre os nós da rede, dispositivos capazes de manter a comutação dos sinais no domínio óptico são instalados em cada nó, tornando a rede transparente ou totalmente óptica. Nessas redes, o problema de determinar a rota e a atribuição de comprimentos de onda necessários para a construção dos caminhos ópticos (*lightpaths*) entre os pares origem-destino é denominado *routing and wavelenght assignment* (RWA). Tal problema é comumente dividido em dois subproblemas: roteamento e atribuição de comprimento de onda. Neste trabalho, propõe-se a resolução do problema de roteamento adaptativo para uma rede WDM totalmente óptica em topologia de anel bidirecional, em que cada nó é modelado como um Processo Markoviano de Decisão a Tempo Contínuo. Busca-se uma convergência entre as políticas ótimas encontradas para cada nó, de modo que o roteamento seja otimizado para toda a rede.



# MARKOV DECISION MODEL FOR ADAPTIVE ROUTING IN ALL-OPTICAL WDM NETWORKS

## ABSTRACT

WDM optical networks have been increasingly used, as they leverage better the transmission capacity of fiber optics. Aiming to prevent electrical-optical conversions in the transmission of data between network nodes, devices capable of maintaining the commutation of signals in the optical domain are installed on each node, making the network transparent or all-optical. In these networks, the problem of determining the route and the allocation of wavelengths needed for the construction of optical paths (lightpaths) between the source-destination pairs is called routing and wavelength assignment (RWA). This problem is commonly divided into two subproblems: routing and wavelength assignment. In this work, we propose a solution to the adaptive routing subproblem for an all-optical WDM network in a bidirectional ring topology, where each node is modeled as a Continuous-Time Markov Decision Process. We seek a convergence between the optimal policies found for each node, so the routing is optimized across the network.



## LISTA DE FIGURAS

	<u>Pág.</u>
2.1	Faixas de frequência do espectro eletromagnético utilizadas na comunicação . . . . . 5
2.2	<i>Wavelength Division Multiplexing</i> (WDM) . . . . . 7
2.3	Conexões ópticas: (a) ponto-a-ponto (b) topologia em anel . . . . . 8
2.4	<i>Optical Cross Connect</i> (OXC) operando com N comprimentos de onda e M fibras ópticas . . . . . 8
2.5	Exemplos de <i>lightpaths</i> . . . . . 9
3.1	Representação de um problema de decisão sequencial . . . . . 15
3.2	Pseudo-código do algoritmo de iteração de valores . . . . . 19
4.1	Anel bidirecional com cinco nós . . . . . 22
4.2	Taxas de chegada da classe 1 para um nó do anel . . . . . 23
4.3	Representação das classes de um nó do anel . . . . . 26
4.4	Dinâmica do modelo . . . . . 27
4.5	Pseudo-código do modelo do anel . . . . . 32
5.1	Variação da probabilidade de bloqueio no cenário 1 . . . . . 41
5.2	Tempo de resolução do modelo com a variação da quantidade de nós . . . . . 45
5.3	Tempo de resolução do modelo com a variação da quantidade de comprimentos de onda . . . . . 46



## LISTA DE TABELAS

	<u>Pág.</u>
4.1 Estado pós-decisão . . . . .	26
4.2 Taxas de transição . . . . .	28
4.3 Medidas de desempenho classe 2 . . . . .	30
4.4 Medidas de desempenho classe 1 . . . . .	30
5.1 Parâmetros do cenário 1 . . . . .	38
5.2 Política ótima para o cenário 1: tráfego baixo . . . . .	38
5.3 Matriz H para o cenário 1: tráfego baixo . . . . .	39
5.4 Matriz A para o cenário 1: tráfego baixo . . . . .	39
5.5 Matriz B para o cenário 1: tráfego baixo . . . . .	39
5.6 Política ótima para o cenário 1: tráfego alto . . . . .	40
5.7 Matriz H para o cenário 1: tráfego alto . . . . .	40
5.8 Matriz A para o cenário 1: tráfego alto . . . . .	40
5.9 Matriz B para o cenário 1: tráfego alto . . . . .	41
5.10 Parâmetros do cenário 2 . . . . .	42
5.11 Política 1 para o cenário 2 . . . . .	42
5.12 Políticas 2 e 3 para o cenário 2 . . . . .	43
5.13 Matriz H para o cenário 2 . . . . .	44
5.14 Matriz A para o cenário 2 . . . . .	44
5.15 Matriz B para o cenário 2 . . . . .	45
A.1 Política 1 do cenário 2 para cargas livres em ambos os sentidos . . . . .	54
A.2 Política 2 do cenário 2 para cargas livres em ambos os sentidos . . . . .	55
A.3 Política 3 do cenário 2 para cargas livres em ambos os sentidos . . . . .	56



## LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

FDM	–	<i>Frequency Division Multiplexing</i>
FPLC	–	<i>Fixed-Paths Least-Congestion</i>
Gbps	–	<i>gigabits por segundo</i>
LCP	–	<i>Least-Congested-Path Routing</i>
OADM	–	<i>Optical Add Drop Multiplexers</i>
OXC	–	<i>Optical Cross Connect</i>
PMD	–	Processo Markoviano de Decisão
RWA	–	<i>Routing and Wavelength Assignment</i>
Tbps	–	<i>terabits por segundo</i>
TDM	–	<i>Time Division Multiplexing</i>
WDM	–	<i>Wavelength Division Multiplexing</i>
WSCP	–	<i>Weighted-Shortest-Cost-Path</i>



## LISTA DE SÍMBOLOS

$a_{1-s}$	– chegada de uma chamada da classe 1 para um nó destino a $s$ saltos
$a_{2A}$	– chegada de uma chamada da classe 2A
$a_{2H}$	– chegada de uma chamada da classe 2H
$A_H(o, d, n)$	– probabilidade que uma chamada roteada pelo sentido horário do nó $o$ ao nó $d$ esteja na zona de decisão do nó $n$
$A_A(o, d, n)$	– probabilidade que uma chamada roteada pelo sentido anti-horário do nó $o$ ao nó $d$ esteja na zona de decisão do nó $n$
$c_H$	– carga no sentido horário
$c_A$	– carga no sentido anti-horário
$ea$	– variável aleatória que informa o estado do anel
$ev$	– evento
$f_1$	– fator de prioridade da classe 1
$f_2$	– fator de prioridade da classe 2
$H$	– matriz com as probabilidades de roteamento para o sentido horário da rede
$A$	– matriz com as probabilidades de roteamento para o sentido anti-horário da rede
$B$	– matriz com as probabilidades de bloqueio da rede
$n_{cH}$	– número de comprimentos de onda utilizados pela classe cH
$n_{cA}$	– número de comprimentos de onda utilizados pela classe cA
$\pi(j)$	– probabilidade limite do estado $j$
$\pi^S$	– vetor linha com a probabilidade limite dos estados
$\pi$	– política de controle
$P_{A1}(o, d)$	– probabilidade de uma chamada da classe 1 ser roteada para o sentido anti-horário
$P_{H1}(o, d)$	– probabilidade de uma chamada da classe 1 ser roteada para o sentido horário
$P_{B1}(o, d)$	– probabilidade de uma chamada da classe 1 ser bloqueada
$P_{R1}(o, d)$	– probabilidade da chamada do nó $o$ ao nó $d$ ser rejeitada
$P_{B2A}(n)$	– probabilidade de bloqueio das chamadas da classe 2A
$P_{B2H}(n)$	– probabilidade de bloqueio das chamadas da classe 2H
$P_{AH}(n)$	– probabilidade da variável $ea$ assumir o valor AH
$P_{XH}(n)$	– probabilidade da variável $ea$ assumir o valor XH
$P_{AX}(n)$	– probabilidade da variável $ea$ assumir o valor AX
$P_{XX}(n)$	– probabilidade da variável $ea$ assumir o valor XX
$r_1$	– retorno esperado da classe 1
$r_2$	– retorno esperado da classe 2
$s_{cH}$	– término de processamento de uma chamada da classe cH
$s_{cA}$	– término de processamento de uma chamada da classe cA

$T(cH)$	–	vazão da classe cH
$T(cA)$	–	vazão da classe cA
$v_H(n, s)$	–	índice do nó a uma variação de posição $s$ em relação ao nó $n$ no sentido horário
$v_A(n, s)$	–	índice do nó a uma variação de posição $s$ em relação ao nó $n$ no sentido anti-horário
$w_i$	–	comprimento de onda $i$
$\lambda_{2H}$	–	taxa de chegada de uma chamada da classe 2H
$\lambda_{2A}$	–	taxa de chegada de uma chamada da classe 2A
$\lambda_{1-s}$	–	taxa de chegada de uma chamada da classe 1 para um nó destino a $s$ saltos de distância
$\Lambda$	–	matriz com as taxas de requisições de conexão entre os nós da rede
$\Lambda'_1(n)$	–	taxa de chamadas originadas pelo nó $n$ atendidas com sucesso
$\mu_{cH}$	–	taxa de processamento de uma chamada da classe cH
$\mu_{cA}$	–	taxa de processamento de uma chamada da classe cA
$\tau(i, a)$	–	tempo esperado até o próximo instante de decisão
$\delta_H(o, d)$	–	distância, em saltos, do nó $o$ ao nó $d$ no sentido horário
$\delta_A(o, d)$	–	distância, em saltos, do nó $o$ ao nó $d$ no sentido anti-horário

## SUMÁRIO

	<u>Pág.</u>
<b>1 INTRODUÇÃO</b> . . . . .	<b>1</b>
<b>2 REDES WDM E O PROBLEMA RWA</b> . . . . .	<b>5</b>
2.1 Redes WDM . . . . .	6
2.1.1 Redes WDM Totalmente Ópticas . . . . .	7
2.2 O Problema RWA . . . . .	9
2.2.1 Roteamento . . . . .	10
2.2.1.1 Roteamento Fixo . . . . .	11
2.2.1.2 Roteamento Fixo Alternado . . . . .	11
2.2.1.3 Roteamento Adaptativo . . . . .	12
2.2.2 Atribuição de Comprimento de Onda . . . . .	12
<b>3 PROCESSO MARKOVIANO DE DECISÃO</b> . . . . .	<b>15</b>
3.1 Formulação do Modelo . . . . .	16
3.1.1 Política de Controle . . . . .	18
3.1.2 Algoritmo de Iteração de Valores . . . . .	19
3.1.3 Probabilidades Limite . . . . .	20
<b>4 MODELO PROPOSTO</b> . . . . .	<b>21</b>
4.1 Modelo Markoviano de Decisão . . . . .	21
4.1.1 Modelo Markoviano do Nó . . . . .	22
4.1.1.1 Probabilidades de Roteamento e Bloqueio . . . . .	29
4.1.1.2 Vazão . . . . .	31
4.1.2 Modelo do Anel . . . . .	31
4.1.2.1 Parâmetros dos Nós . . . . .	32
4.1.2.2 Estado do Anel . . . . .	35
4.1.2.3 Medidas de Desempenho . . . . .	35
<b>5 EXPERIMENTOS COMPUTACIONAIS E RESULTADOS</b> . . .	<b>37</b>
5.1 Cenário 1 . . . . .	37
5.2 Cenário 2 . . . . .	41
5.3 Tempo de Execução . . . . .	44

<b>6 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS . . . . .</b>	<b>47</b>
6.1 Trabalhos Futuros . . . . .	48
<b>REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS . . . . .</b>	<b>49</b>
<b>APÊNDICE A - POLÍTICAS ÓTIMAS. . . . .</b>	<b>53</b>

## 1 INTRODUÇÃO

A popularização da internet e o aumento no tráfego de dados nas redes por meio de vídeos em alta definição, compartilhamento de arquivos, jogos *online*, entre outros, causaram um aumento na demanda por maiores taxas de transmissão. Dentre os clientes das redes podemos citar usuários domésticos, universidades, empresas, e antenas distribuidoras.

Para suprir essa demanda, as redes de fibra óptica vêm sendo utilizadas, visto que, de acordo com [Sivalingam e Subramaniam \(2000\)](#), esse meio de transmissão possui características interessantes, tais como:

- Grande capacidade de transmissão: aproximadamente 50 Tbps (terabits por segundo);
- Baixa atenuação, ou seja, baixa perda de energia à medida que o sinal se propaga, em cerca de 0,2 decibéis por quilômetro;
- Baixa demanda de energia e custo de instalação.

Os clientes da rede, por sua vez, têm sua capacidade de transmissão limitada pelo uso de aparelhos eletrônicos, com taxas de transmissão na ordem de gigabits por segundo.

Para tratar esse gargalo óptico-elétrico gerado, torna-se necessário pesquisar medidas que visem melhorar o aproveitamento da capacidade das fibras ópticas. Uma alternativa é a implantação da Multiplexação por Divisão em Comprimento de Onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), abordagem na qual os clientes compartilham a mesma fibra óptica transmitindo seus dados por comprimentos de onda distintos.

Nas redes WDM, conversões óptico-elétricas são feitas quando o sinal passa por nós intermediários na transmissão de dados entre um par origem-destino, visto que estes nós processam os sinais eletricamente. Tais conversões são custosas e, para evitá-las, dispositivos capazes de manter a comutação dos comprimentos de onda no domínio óptico podem ser instalados em cada nó, fazendo com que a rede passe a ser denominada transparente ou totalmente óptica ([MAIER, 2008](#)).

O caminho para comunicação entre um par origem-destino nas redes WDM totalmente ópticas é denominado *lightpath*. Dado um conjunto de requisições de conexão (chamadas), o problema de determinar a rota e a atribuição dos comprimentos de onda necessários para a construção dos *lightpaths* é denominado *routing and wavelength assignment* (RWA) (ZANG et al., 2000). Uma boa solução para esse problema pode aumentar a eficiência da rede, garantindo que mais chamadas sejam atendidas.

Cada *lightpath* deve utilizar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces (*links*) do seu trajeto, restrição denominada *wavelength continuity constraint*. Tal restrição pode ser contornada instalando-se, em cada nó da rede, conversores de comprimento de onda.

Devido à sua complexidade, o problema RWA comumente é dividido em dois sub-problemas: roteamento e atribuição de comprimento de onda, que são tratados separadamente.

Os algoritmos de roteamento podem ser divididos em três classes básicas: 1) fixos, 2) fixos alternados, e 3) adaptativos. Na primeira abordagem a mesma rota é sempre escolhida para um determinado par origem-destino. No roteamento fixo alternado, cada nó da rede mantém uma tabela de roteamento com uma lista ordenada de rotas fixas para cada nó de destino. Já na última classe, a escolha da rota para um par origem-destino é feita dinamicamente, dependendo do estado atual da rede.

Para o subproblema de atribuição de comprimento de onda, algumas heurísticas foram propostas na literatura, como *Random Wavelength Assignment*, *First-Fit*, *Most-Used* e *Least-Used* (ZANG et al., 2000), (PEZOULAS et al., 2003).

Sob certas suposições, quando o tráfego de conexões da rede é dinâmico, ou seja, as decisões de roteamento e atribuição de comprimento de onda devem ser tomadas na chegada de cada chamada, a modelagem markoviana pode ser utilizada para resolução do problema RWA. Nesse contexto, citam-se a seguir alguns trabalhos encontrados na literatura.

Hyytia e Virtamo (2000) tratam o problema RWA como um Processo Markoviano de Decisão (PMD), propondo uma abordagem em que se adota uma política de controle inicial criada por uma heurística, como, por exemplo, a *First-Fit*, em conjunto com o roteamento pelo caminho mínimo (*shortest-path*). Definida esta política inicial, realiza-se apenas uma iteração do algoritmo de iteração de políticas, com o objetivo

de se obter uma política mais eficaz que a anterior.

No trabalho de [Mosharaf et al. \(2003\)](#), investiga-se o problema de alocação de comprimentos de onda em uma rede WDM composta por três nós e duas classes de tráfego, com prioridades distintas. O problema estudado consiste na determinação do número apropriado de comprimentos de onda alocados para cada classe, levando em conta o estado atual do sistema. Para sua resolução, os autores formulam um PMD com o objetivo de encontrar uma política ótima de alocação que maximize a soma ponderada das chamadas utilizadas por cada classe.

[Mosharaf et al. \(2005\)](#) também trabalham com o problema de alocação de comprimentos de onda em uma rede WDM com três nós, porém supõem três classes de tráfego distintas com suporte ao controle justo, que visa uma distribuição dos recursos da rede de maneira igualitária entre as chamadas de diferentes classes. Como a implementação de um PMD para uma rede com muitos nós torna-se impraticável devido ao elevado número de estados que o sistema pode assumir, após obterem a política de alocação ótima para a rede inicial, os autores utilizam características dessa política para desenvolver um algoritmo que estenda o controle justo à uma rede em topologia de anel unidirecional com maior quantidade de nós.

Baseando-se em [Mosharaf et al. \(2003\)](#), [Tachibana et al. \(2007\)](#) propõem um método de estabelecimento dinâmico de *lightpaths* em uma rede WDM com conversores de comprimento de onda em todos os nós. Busca-se uma política ótima, obtida a partir de um PMD, que diminua a probabilidade de fracasso ao se tentar estabelecer um *lightpath*. Desse modo, cada decisão da política leva em conta o retorno ao se obter um sucesso na criação de um *lightpath*, bem como o custo caso haja uma falha.

[Rosa et al. \(2009\)](#), por sua vez, investigam o problema de alocação de comprimentos de onda em uma rede WDM totalmente óptica em topologia de anel unidirecional, levando em conta o controle justo. Para tanto, cada nó do anel é modelado como um PMD, e o objetivo é maximizar o número médio de canais utilizados pelo anel óptico.

Neste trabalho, considera-se uma rede WDM totalmente óptica em topologia de anel bidirecional, com conversores de comprimento de onda em todos os nós. Pretende-se resolver o problema de roteamento adaptativo na rede, de maneira que se maximize o número médio de comprimentos de onda utilizados por esta.

Em uma aplicação real, a rede pode conter dezenas de nós, e a fibra óptica pode dispor de dezenas de comprimentos de onda. Neste caso, pode-se tornar inviável inserir a rede toda em um único modelo de decisão, visto que a quantidade de estados que o sistema pode assumir é enorme. Por esta razão, propõe-se uma abordagem em que cada nó da rede é modelado como um PMD, tomando como base o modelo proposto por [Mosharaf et al. \(2003\)](#) e utilizado por [Rosa et al. \(2009\)](#), e as chamadas são divididas em duas classes. O objetivo é encontrar uma política ótima para o roteamento das chamadas provenientes de cada nó, ou seja, ao chegar uma requisição de conexão, deve-se decidir se esta será aceita, e, em caso afirmativo, deve-se ainda escolher o sentido do roteamento: horário ou anti-horário. Feito isso, busca-se uma convergência entre as políticas ótimas encontradas para cada nó, de modo que o roteamento seja otimizado para toda a rede.

O restante do trabalho é organizado da seguinte forma. No Capítulo 2, apresenta-se uma introdução sobre as redes WDM e o problema RWA, bem como algumas abordagens para a resolução do problema de roteamento adaptativo. No Capítulo 3, descrevem-se brevemente os conceitos relacionados aos Processos Markovianos de Decisão. O modelo da rede e o modelo markoviano do nó são descritos no Capítulo 4. No Capítulo 5, são apresentados os resultados numéricos referentes aos experimentos computacionais realizados com o modelo proposto. Por fim, as considerações finais e propostas para trabalhos futuros são discutidas no Capítulo 6.

## 2 REDES WDM E O PROBLEMA RWA

A transmissão de dados (bits) entre duas máquinas pode ser realizada em diferentes meios, como fios de cobre (par trançado e cabo coaxial), fibras ópticas e ondas de rádio. Cada meio apresenta características próprias, dentre elas, o volume de informações que este é capaz de transportar em um determinado tempo. Quanto maior é a quantidade de informações que se deseja transmitir em um período de tempo, maior a taxa de transmissão requerida.

Há uma relação direta entre a taxa de transmissão em um circuito digital, cuja unidade de medida é bps (número de bits transmitidos por segundo), e a faixa das frequências (em Hertz) que podem ser utilizadas para transportar dados pelo meio (HORAK, 2008). A Figura 2.1 ilustra, no espectro eletromagnético, a faixa de frequência em que operam alguns dispositivos de comunicação, em que se nota a grande diferença nas frequências de operação da fibra óptica em relação aos demais meios, como, por exemplo, o par trançado e o cabo coaxial. Com a atual tecnologia de fibra óptica, a capacidade de transmissão pode ultrapassar a casa dos 50 Tbps (terabits por segundo). A transmissão por parte dos clientes e aplicações, no entanto, é limitada pelo uso de equipamentos eletrônicos com taxas na ordem de gigabits por segundo, gerando um gargalo óptico-elétrico (SIVALINGAM; SUBRAMANIAM, 2000).

Neste capítulo, apresenta-se uma técnica para o melhor aproveitamento das fibras ópticas, denominada Multiplexação por Divisão em Comprimento de Onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), bem como a descrição do problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda associado às redes WDM.

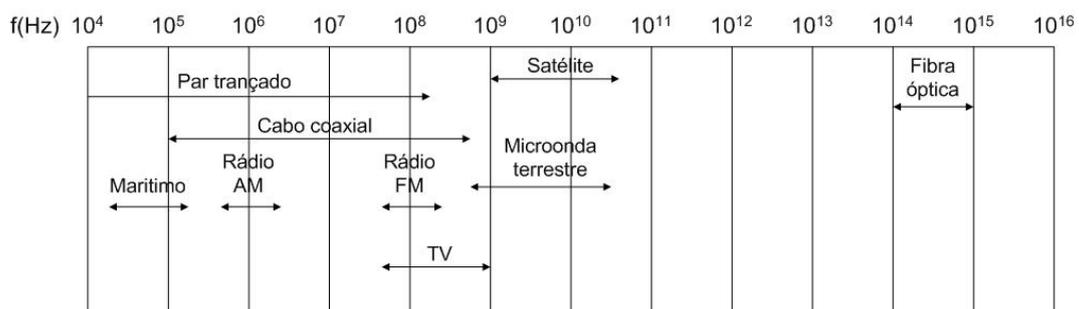


Figura 2.1 - Faixas de frequência do espectro eletromagnético utilizadas na comunicação  
Fonte: Adaptado de Tanenbaum (2002)

## 2.1 Redes WDM

Uma solução para o gargalo óptico-elétrico na transmissão por fibras ópticas é a multiplexação, técnica que permite o compartilhamento de um meio de transmissão por mais de uma fonte. Nesse contexto, pode-se citar duas abordagens utilizadas na multiplexação: Multiplexação por Divisão de Tempo (*Time Division Multiplexing* - TDM), na qual o domínio do tempo é dividido em janelas fixas, sendo cada uma delas reservada para um canal; e Multiplexação por Divisão em Comprimento de Onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM), em que vários clientes utilizam a mesma fibra óptica por meio de comprimentos de onda (frequências) distintos.

Na técnica TDM os clientes se revezam na transmissão de dados e cada um pode utilizar, periodicamente, a capacidade de transmissão inteira por um determinado espaço de tempo. Dessa forma, o sinal TDM carrega consigo a taxa agregada de múltiplas transmissões. Como os clientes apresentam uma capacidade de transmissão limitada, tornam-se incapazes de tratar taxas agregadas de valores muito altos e, conseqüentemente, explorar toda a capacidade de transmissão das fibras ópticas.

A abordagem WDM pode ser vista como uma variação da multiplexação por divisão de frequência (*Frequency Division Multiplexing* - FDM), comumente utilizada em circuitos analógicos, em que o espectro da frequência é dividido em bandas de frequência, tendo cada usuário a posse exclusiva de uma dessas bandas. Em redes ópticas, convencionou-se usar o comprimento de onda no lugar da frequência para denotar a posição de uma onda no espectro eletromagnético, mas o princípio é o mesmo.

Como ilustra a Figura 2.2, na WDM cada cliente utiliza um comprimento de onda  $w_i$  distinto para transportar seus dados. Os N comprimentos de onda são combinados (multiplexados) e colocados em uma fibra, e quando chegam ao destino são demultiplexados e encaminhados para os diferentes receptores.

Ao se utilizar canais em paralelo com comprimentos de onda diferentes, a taxa de transmissão aumenta de forma linear com o número de canais, tornando a técnica WDM promissora para um melhor aproveitamento da capacidade de transmissão das fibras ópticas. Como exemplo, se 90 canais com 10Gbps cada forem multiplexados em uma fibra, a taxa de transmissão chega a 900Gbps.

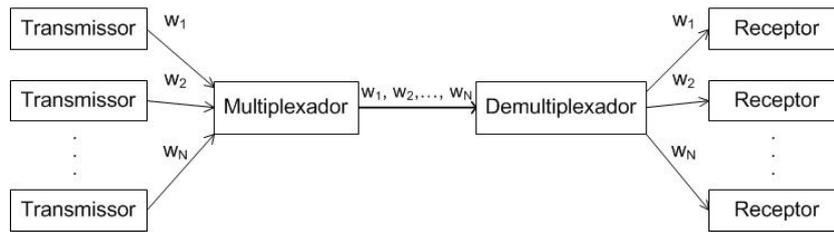


Figura 2.2 - *Wavelength Division Multiplexing* (WDM)  
 Fonte: Adaptado de Maier (2008)

### 2.1.1 Redes WDM Totalmente Ópticas

Na comunicação por meio de fibras ópticas a conexão mais simples é a chamada ponto-a-ponto, que conecta o par origem-destino em apenas um salto (*hop*), ou seja, sem a presença de qualquer nó intermediário. Como ilustrado na Figura 2.3(a), no lado transmissor o sinal elétrico é convertido em óptico (uma conversão EO) e enviado para a fibra óptica. Quando este sinal chega ao nó receptor, volta ao domínio elétrico para poder ser trabalhado (conversão OE).

Por outro lado, quando os transmissores estão a mais de um *hop* distantes dos receptores, por exemplo em uma topologia em anel (Figura 2.3(b)) ou malha, os sinais ópticos ao passarem por cada nó intermediário da rede sofrem uma conversão OEO, ou seja, o sinal torna-se elétrico para ser processado pelo nó e volta ao domínio óptico para continuar seu caminho (MAIER, 2008). Estas redes são denominadas *opacas*.

Com o intuito de evitar tais conversões, que são custosas e representam um gargalo na transmissão, dispositivos capazes de manter a comutação dos comprimentos de onda no domínio óptico podem ser instalados em cada nó. Segundo Ilyas e Mouftah (2003), esses dispositivos, chamados *Optical Cross Connects* (OXCs), permitem a interconexão entre fibras de entrada e saída para roteamento dos sinais que chegam em um determinado comprimento de onda  $w_i$ , como visto na Figura 2.4. Os sinais oriundos das M fibras de entrada, transmitidos em N comprimentos de onda, são comutados para as M fibras de saída em um *switch* de tamanho N.

No caso de apenas uma fibra óptica, dispositivos denominados *Optical Add Drop Multiplexers* (OADMs), cuja função é adicionar ou retirar sinais transmitidos pelos comprimentos de onda, podem ser utilizados.

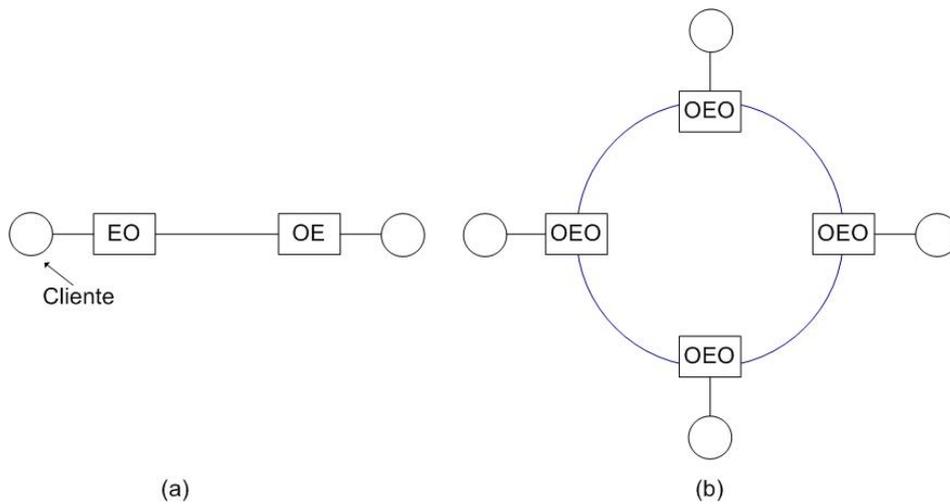


Figura 2.3 - Conexões ópticas: (a) ponto-a-ponto (b) topologia em anel  
 Fonte: Adaptado de Maier (2008)

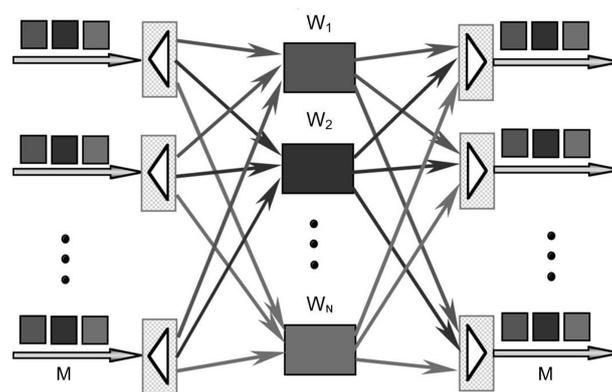


Figura 2.4 - *Optical Cross Connect* (OXC) operando com N comprimentos de onda e M fibras ópticas  
 Fonte: Adaptado de Ilyas e Mouftah (2003)

A partir do momento em que os sinais ópticos não sofrem conversões OEO ao passar pelos nós da rede, esta passa a ser denominada *transparente* ou *totalmente óptica*. Como o roteamento é feito pela camada óptica, estas redes podem ainda ser denominadas redes roteadas por comprimento de onda (*Wavelength-Routed Networks*) (MUKHERJEE, 2006).

## 2.2 O Problema RWA

Como citado no Capítulo 1, nas redes WDM totalmente ópticas, o caminho óptico para comunicação entre um par origem-destino é denominado *lightpath* (ILYAS; MOUFTAH, 2003). A Figura 2.5 ilustra *lightpaths* criados entre clientes (círculos), associados a dispositivos OXC (quadrados), que utilizam dois comprimentos de onda distintos, representados nas cores vermelha e verde. Ressalta-se que, em cada enlace da rede, os *lightpaths* que o utilizam devem estar obrigatoriamente em diferentes comprimentos de onda. Um enlace é uma ligação (*link*) existente entre dois nós quaisquer.

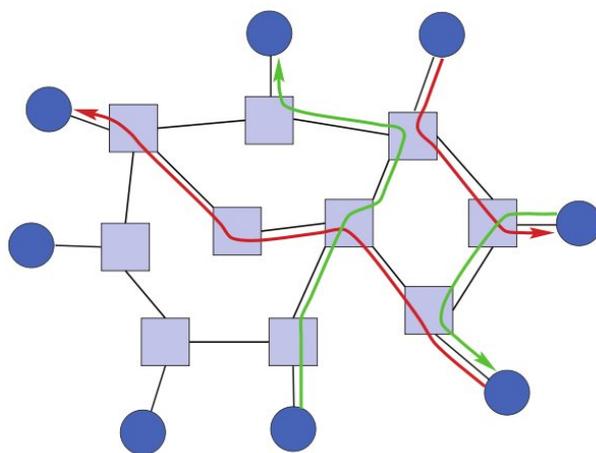


Figura 2.5 - Exemplos de *lightpaths*  
Fonte: Zang et al. (2000)

Um aspecto na criação dos *lightpaths* deve ser observado: estes devem ocupar sempre o mesmo comprimento de onda durante todo o seu trajeto, condição conhecida como *wavelength continuity constraint* (MOSHARAF et al., 2005). Na saída de um OXC, por exemplo, o comprimento de onda requerido pode estar sendo utilizado em outra transmissão, gerando um bloqueio no estabelecimento do *lightpath*. Para contornar essa situação, pode-se adicionar conversores de comprimento de onda nos OXCs da rede.

Uma boa solução para o problema RWA, que determina a rota e a atribuição dos comprimentos de onda necessários para a construção de um conjunto de *lightpaths*, é importante para o aumento da eficiência das redes, pois tem-se a garantia de que mais

clientes serão atendidos, e, conseqüentemente, menos chamadas serão rejeitadas.

No estudo do problema RWA leva-se em conta os padrões de tráfego na rede, em que as requisições de conexão são classificadas por [Zang et al. \(2000\)](#) em três tipos:

- estáticas: o conjunto de conexões é previamente conhecido, e o objetivo é acomodá-las com o número mínimo de comprimentos de onda ou fibras necessários;
- incrementais: as requisições de conexão chegam sequencialmente e um *lightpath* é estabelecido para cada uma delas, ficando na rede indefinidamente;
- dinâmicas: os *lightpaths* também são estabelecidos com a chegada de cada requisição, porém são liberados após um certo tempo. O objetivo, assim como no incremental, é minimizar o bloqueio de chamadas ou maximizar o número de conexões estabelecidas.

Para os casos estático e dinâmico, [Ramaswami e Sivarajan \(1995\)](#) formulam o problema RWA por meio de programação linear inteira, com o objetivo de maximizar o número de conexões que são roteadas com sucesso. [Ozdaglar e Bertsekas \(2003\)](#) apresentam novas formulações para o problema, também usando o modelo de programação linear inteira, em redes com a presença ou ausência de conversores de comprimento de onda. Os autores afirmam que, mesmo relaxando as restrições de integralidade da formulação, as soluções encontradas tendem a ser soluções inteiras (portanto ótimas).

Tanto para o tráfego estático quanto para o dinâmico, o problema RWA é comumente dividido em dois subproblemas que são tratados separadamente: roteamento e atribuição de comprimento de onda.

### 2.2.1 Roteamento

Para o tráfego estático, o problema de roteamento pode ser formulado por meio de programação linear inteira, com o objetivo de minimizar a quantidade de *lightpaths* que utilizam cada enlace da rede, visando evitar o seu congestionamento. A principal diferença dessa formulação em relação ao RWA é que ela não leva em conta a *wavelength continuity constraint*.

Quanto ao tráfego dinâmico, os algoritmos de roteamento podem ser divididos em três classes básicas: 1) fixos, 2) fixos alternados, e 3) adaptativos.

#### **2.2.1.1 Roteamento Fixo**

Nessa abordagem a mesma rota é sempre escolhida para um determinado par origem-destino, independentemente do estado atual da rede. Um exemplo é o roteamento fixo pelo menor caminho (*shortest-path*), que pode ser determinado utilizando-se o algoritmo de Dijkstra (SINGH et al., 2007).

Apesar de ser simples, esse esquema apresenta uma desvantagem: se não houver comprimentos de onda disponíveis na rota estabelecida ou algum enlace estiver danificado, todas as requisições para esta rota serão bloqueadas, resultando em uma alta probabilidade de bloqueio de chamadas.

No trabalho de Subramaniam e Barry (1997), é proposta uma solução para o problema de atribuição de comprimento de onda em conjunto com o roteamento fixo em uma rede WDM sem conversores de comprimento de onda, visando diminuir a probabilidade de bloqueio de requisições de conexão.

#### **2.2.1.2 Roteamento Fixo Alternado**

No roteamento fixo alternado, cada nó da rede mantém uma tabela de roteamento com uma lista ordenada de rotas fixas para cada nó destino. Essas rotas podem incluir, por exemplo, o caminho mais curto, o segundo caminho mais curto, e assim sucessivamente. Ao chegar uma requisição de conexão, as rotas são examinadas e a primeira que apresentar comprimentos de onda disponíveis é utilizada para estabelecer o *lightpath*. A chamada só é bloqueada quando não há nenhuma rota viável entre todas da tabela.

Em Ramamurthy e Mukherjee (2002) estuda-se o relacionamento entre o roteamento fixo alternado e a conversão de comprimentos de onda em apenas alguns nós da rede, e a importância dessa abordagem na diminuição da probabilidade de bloqueio. Wason e Kaler (2009), por sua vez, propõem um algoritmo de roteamento fixo alternado modificado, juntamente com um modelo matemático para o cálculo das probabilidades de bloqueio das chamadas na rede.

### 2.2.1.3 Roteamento Adaptativo

No roteamento adaptativo, a escolha da rota para um par origem-destino é feita dinamicamente, de acordo com o estado atual da rede. Embora seja mais complexa de se implementar, essa abordagem apresenta uma probabilidade de bloqueio menor que as anteriores.

A escolha da rota pode ser feita de várias formas. Chan e Yum (1994) analisam o *least-congested-path routing* (LCP), técnica na qual cada nó da rede mantém um conjunto de caminhos possíveis para cada destino, e, ao chegar uma requisição, o caminho menos congestionado é escolhido. Tal escolha leva em consideração a quantidade de comprimentos de onda disponíveis nos enlaces de cada caminho. Já Li e Somani (1999) apresentam um método de roteamento que utiliza o algoritmo *fixed-paths least-congestion* (FPLC), semelhante ao LCP, em conjunto com informações dos nós vizinhos.

O trabalho de Hsu et al. (2002) propõe a estratégia *weighted-shortest-cost-path* (WSCP), que, ao receber um pedido de conexão, procura o caminho que minimize a utilização dos recursos da rede. Custos são relacionados à cada enlace, levando-se em conta se estão livres, ocupados, ou apresentam conversor de comprimento de onda. Feito isso, estes custos são ajustados de acordo com o número de comprimentos de onda utilizados no momento por cada enlace, para distribuir melhor a carga da rede.

Maier et al. (2004) discutem uma estratégia para roteamento em uma rede com tráfego misto, tanto dinâmico quanto estático. Isso pode acontecer quando um determinado conjunto de conexões da rede tem uma maior prioridade e são estáticas, enquanto as demais requisições são tratadas dinamicamente.

### 2.2.2 Atribuição de Comprimento de Onda

Ao se trabalhar com tráfego estático, assim que um caminho for escolhido para cada conexão, os respectivos comprimentos de onda lhes devem ser atribuídos. Tal atribuição é feita de modo que, se dois *lightpaths* compartilham o mesmo meio físico, eles devem ser alocados em comprimentos de onda diferentes. O objetivo é minimizar o número de comprimentos de onda utilizados sob a *wavelength continuity constraint*. Chlamtac et al. (1992) provam que, para o tráfego estático, o problema é NP-Completo, mostrando sua equivalência ao problema de coloração de grafos com  $n$  cores, em que  $n$  corresponde ao número de comprimentos de onda.

Para o caso em que os *lightpaths* chegam de um em um, nos tráfegos incrementais ou dinâmicos, são propostas heurísticas para sua resolução (PEZOULAS et al., 2003). Mais especificamente, no tráfego dinâmico, admite-se que o número de comprimentos de onda é fixo, e que o objetivo passa a ser minimizar o bloqueio de conexões. Entre as heurísticas, podem-se citar:

- *Random Wavelength Assignment*: faz uma busca no espaço de comprimentos de onda para determinar o conjunto de todos os que estão livres em uma certa rota. Entre os comprimentos de onda disponíveis, um é escolhido aleatoriamente;
- *First-Fit*: todos os comprimentos de onda são enumerados de forma sequencial, de modo que, quando é feita a busca, aqueles com menores números têm prioridade em relação aos maiores. O primeiro comprimento de onda disponível é então selecionado. Feito isso, espera-se que os comprimentos de onda em uso na rede sejam agrupados na extremidade inferior do espaço de comprimentos de onda, de modo que caminhos mais longos, localizados na extremidade superior, tenham uma maior disponibilidade;
- *Least-Used*: o comprimento de onda menos utilizado na rede é selecionado, de forma a balancear a carga da rede entre todos os comprimentos de onda;
- *Most-Used*: ao contrário do *least-used*, o comprimento de onda mais utilizado na rede é selecionado, fazendo com que um menor número de recursos sejam utilizados no atendimento às requisições. Como consequência, a capacidade de reserva dos comprimentos de onda menos utilizados é conservada, aumentando a probabilidade de estarem disponíveis.

Vale ressaltar que os algoritmos para atribuição de comprimento de onda são desenvolvidos para situações em que não há conversores de comprimento de onda nos nós da rede, pois, caso hajam, os comprimentos de onda podem ser escolhidos aleatoriamente e apenas o problema de roteamento precisa ser tratado.



### 3 PROCESSO MARKOVIANO DE DECISÃO

Dada a possibilidade de se tomar uma sequência de decisões, ou escolher ações, que afetem um determinado sistema, deve-se levar em conta a consequência imediata e a longo prazo de cada decisão, de modo que o resultado final seja satisfatório de acordo com algum critério.

O comportamento de um sistema em um determinado instante pode ser descrito por um conjunto de características denominado estado. A Figura 3.1 ilustra o problema de tomada de decisão sequencial em que, em um determinado instante de tempo, o decisor observa o estado atual do sistema e escolhe uma ação entre um conjunto de ações possíveis para aquele estado. Essa ação gera uma recompensa (ou incorre em um custo) imediata, e pode fazer com que o sistema evolua para um novo estado em um determinado tempo. No próximo instante de decisão o processo se repete, porém pode haver um novo conjunto de ações disponíveis.

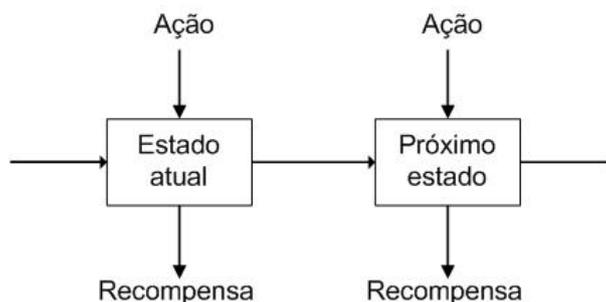


Figura 3.1 - Representação de um problema de decisão sequencial  
Fonte: Adaptado de Puterman (2005)

Nesse contexto, uma política é uma sequência de ações a serem escolhidas sucessivamente ao longo do tempo e que geram uma sequência de recompensas. Busca-se uma política de controle ótima em que as ações escolhidas maximizem (minimizem) as recompensas obtidas (custos incorridos).

Quando a dinâmica do sistema apresenta comportamento probabilístico, tem-se o problema de tomada de decisão sequencial sob incerteza. Sob certas condições, esse problema pode ser modelado como um Processo Markoviano de Decisão (PMD), cujos conceitos são brevemente descritos neste capítulo.

### 3.1 Formulação do Modelo

Um modelo particular de tomada de decisão sequencial sob incerteza é o Processo Markoviano de Decisão, que vem sendo utilizado em várias áreas, dentre elas telecomunicações, processamento de sinais, inteligência artificial, gestão e economia (HU; YUE, 2007).

Em um PMD apenas as informações proporcionadas pelo estado e ação atuais são necessários para o cálculo das recompensas, conjunto de ações possíveis e probabilidades de transição do sistema. Busca-se então uma boa descrição de cada estado do sistema que respeite a propriedade de Markov, que garante a ausência de memória, ou seja, a possibilidade de se prever o "futuro" do processo dado o "presente", independentemente do "passado" (TIJMS, 2003).

Quando as decisões são tomadas apenas em um conjunto de pontos fixos no tempo pode-se modelar o sistema como um Processo Markoviano de Decisão a Tempo Discreto, descrito como uma quintupla

$$\{T, S, A(i), p_{ij}(a), r(i, a)\},$$

em que o conjunto de instantes de decisão é representado por  $T = \{1, 2, \dots\}$ ;  $S$  é o espaço de estados que o sistema pode assumir;  $A(i)$  o conjunto de ações possíveis para o estado  $i \in S$ ;  $p_{ij}(a)$  a probabilidade de transição do estado  $i \in S$  para o estado  $j \in S$  ao se escolher a ação  $a \in A(i)$ ; e, por fim,  $r(i, a)$  é a recompensa ao se tomar a ação  $a \in A(i)$  no estado  $i \in S$ .

Ao se observar o sistema no estado  $i$ , uma ação  $a$  deve ser escolhida. Feito isso, tem-se:

- 1) uma recompensa imediata  $r(i, a)$ ;
- 2) uma probabilidade  $p_{ij}(a)$  de transição para o estado  $j$  em que:

$$\sum_{j \in S} p_{ij}(a) = 1$$

Vale ressaltar que, para algumas aplicações, a recompensa pode representar a recompensa esperada até o próximo instante de decisão.

Em alguns casos, o tempo entre os instantes de decisão pode não ser constante, mas sim aleatório com  $T = (0, \infty]$ . Nesse caso, o sistema pode ser modelado como um Processo Semi-Markoviano de Decisão, generalização que, segundo [Puterman \(2005\)](#), permite:

- a escolha de uma ação cada vez que o estado do sistema muda;
- modelar a evolução do sistema em tempo contínuo;
- que o tempo gasto em um estado particular siga uma distribuição de probabilidade arbitrária.

Um caso especial desse processo é o Processo Markoviano de Decisão a Tempo Contínuo, em que o intervalo entre dois instantes de decisão sucessivos é exponencialmente distribuído. Tal modelo pode ser utilizado, por exemplo, em sistemas de filas, processos populacionais, e controle de doenças infecciosas ([GUO; HERNÁNDEZ-LERMA, 2009](#)).

Em cada estado de um PMD a Tempo Contínuo, um número de eventos pode causar uma transição, sendo que a ocorrência de um evento que causa a transição do estado  $i \in S$  para  $j \in S$ , com  $i \neq j$ , ao se escolher a ação  $a \in A(i)$ , segue uma distribuição exponencial com parâmetro  $q_{ij}(a)$ , denominado taxa de transição. Levando-se em conta todas as transições possíveis do estado  $i \in S$ , a taxa total de saída desse estado é o mínimo entre exponenciais, que tem distribuição exponencial cujo parâmetro é a soma das taxas de cada transição, ou seja,  $\sum_{j \neq i} q_{ij}(a)$ .

A probabilidade  $p_{ij}(a)$  de transição pode ser então calculada pela razão entre a taxa de transição do estado  $i$  para o estado  $j$  e a taxa total de saída do estado:

$$p_{ij}(a) = \frac{q_{ij}(a)}{\sum_{k \neq i} q_{ik}(a)}$$

Informações detalhadas sobre PMDs podem ser encontradas em [Puterman \(2005\)](#), [Tijms \(1995\)](#) e [Hu e Yue \(2007\)](#). Para um estudo específico em PMDs a Tempo Contínuo, [Guo e Hernández-Lerma \(2009\)](#) pode ser consultado.

### 3.1.1 Política de Controle

Para ambos os casos, discreto ou contínuo, uma política  $\pi$  é um conjunto de regras de decisão que determina qual ação deve ser escolhida em cada instante de decisão. Um exemplo simples de regra para o caso discreto é o mapeamento direto de estados em ações por uma função  $d_t : S \rightarrow A(i)$ , dessa forma,  $\pi = (d_1, d_2, \dots)$  especifica qual ação é escolhida quando o sistema ocupa o estado  $i$  no instante  $t$ , de modo que, para cada  $i \in S$ ,  $d_t(i) \in A(i)$ . Essa política é dita estacionária quando apresenta a forma  $\pi = (d, d, \dots)$  em que cada ação é associada a um estado independente do instante  $t$  de observação, obtendo uma função  $d : S \rightarrow A(i)$ .

Busca-se uma política de controle ótima que maximize (minimize) uma função da recompensa (custo) associada ao sistema, obedecendo um critério de otimalidade. Segundo [White \(1993\)](#), os critérios mais utilizados são: maximização da recompensa média esperada e maximização da recompensa total descontada.

No presente trabalho, modela-se cada nó de uma rede WDM como um PMD a Tempo Contínuo e busca-se uma política markoviana estacionária ótima que maximize a recompensa média esperada em um horizonte de planejamento infinito. De acordo com [Tijms \(2003\)](#), para um modelo com o critério de recompensa média esperada e conjunto finito de estados e ações, existe uma política estacionária que é ótima.

A escolha do critério de recompensa média esperada deu-se pelo fato deste ser apropriado quando as transições entre estados ocorrem em um tempo relativamente pequeno, a exemplo de problemas relacionados a telecomunicações ([TIJMS, 1995](#)).

Tradicionalmente, utilizam-se três abordagens para a obtenção da política ótima: algoritmo de iteração de valores, algoritmo de iteração de políticas, e programação linear. Uma descrição teórica e computacional de cada um desses algoritmos pode ser encontrada em [Tijms \(1995\)](#). Dentre essas abordagens, destaca-se o algoritmo de iteração de valores, utilizado no presente trabalho, que, ao contrário dos demais, usa uma abordagem recursiva e não envolve a resolução de um sistema de equações lineares a cada iteração.

### 3.1.2 Algoritmo de Iteração de Valores

O algoritmo de iteração de valores computa, para  $n = 1, 2, \dots$ , a função  $V_n(i)$ , em que

$$V_n(i) = \max_{a \in A(i)} \left\{ r(i, a) + \sum_{j \in S} p_{ij}(a) \cdot V_{n-1}(j) \right\}, i \in S.$$

O cálculo se faz de forma retrógrada no tempo e inicia-se com uma função arbitrária  $V_0(i)$ ,  $i \in S$ , que corresponde ao retorno recebido no final do horizonte de planejamento em função do último estado observado.  $V_n(i)$  pode ser interpretada como o retorno máximo esperado nos  $n$  últimos períodos dado que o estado atual é  $i \in S$ .

Tal interpretação sugere, segundo Tijms (1995), que, para  $n$  suficientemente grande, a diferença  $V_n(i) - V_{n-1}(i)$  se aproximará do retorno médio máximo por unidade de tempo. A Figura 3.2 mostra o pseudocódigo deste algoritmo para o caso discreto, em que, para cada estado do sistema, calcula-se a função  $V_n(i)$  e a ação que a maximiza, com o intuito de se obter uma política estacionária. Feito isso, computam-se os limites inferior  $m_n$  e superior  $M_n$  da função  $V_n(i)$ . O algoritmo encerra quando os limites convergem de acordo com uma tolerância pre-fixada  $\epsilon$ .

---

**Algoritmo** Iteração de Valores

Inicializa  $V_0(i)$  com  $0 \leq V_0(i) \leq \max_a r(i, a)$ ,  $\forall i \in S$

$n = 1$

**Repita**

**Para** cada  $i \in S$  **faça**

$$V_n(i) = \max_{a \in A(i)} \left\{ r(i, a) + \sum_{j \in S} p_{ij}(a) \cdot V_{n-1}(j) \right\}$$

Determinar  $f_i(n)$  como a ação que maximiza o lado direito da equação.

**Fim Para**

Calcula os limites  $m_n = \min_{i \in S} [V_n(i) - V_{n-1}(i)]$  e  $M_n = \max_{i \in S} [V_n(i) - V_{n-1}(i)]$

$n = n + 1$

**Até que**  $\frac{M_n - m_n}{m_n} \leq \epsilon$

**Fim Algoritmo**

---

Figura 3.2 - Pseudo-código do algoritmo de iteração de valores

Para o caso contínuo, o algoritmo descrito não se aplica diretamente, já que a recompensa calculada em  $n$  instantes de decisão não leva em conta a diferença no tempo

entre transições. A solução é aplicar um método de uniformização em que o PMD a Tempo Contínuo é transformado em um PMD a Tempo Discreto, de modo que, para cada política estacionária, as recompensas médias por unidade de tempo são as mesmas para ambos (TIJMS, 1995).

### 3.1.3 Probabilidades Limite

Dado um PMD, a tempo discreto ou contínuo, e fixada uma política de controle markoviana estacionária  $\pi$ , tem-se a Cadeia de Markov embutida no processo com uma matriz de probabilidades de transição entre estados  $P^\pi$ , pela qual torna-se possível calcular a probabilidade limite de cada estado. Tais probabilidades, que podem ser interpretadas como a porção de tempo que o sistema permanece em cada estado, são utilizadas como medida de desempenho do sistema. A partir delas, outras medidas de desempenho também podem ser obtidas, de acordo com a finalidade do modelo.

O cálculo do vetor linha  $\pi^s = (\pi(0), \pi(1), \dots, \pi(N))$ , que contém as probabilidades limite dos estados  $j = 0, 1, \dots, N$ , é feito pela resolução do seguinte sistema de equações lineares

$$\begin{cases} \pi^s = \pi^s P^\pi \\ \sum_{j=0}^N \pi(j) = 1 \end{cases}$$

## 4 MODELO PROPOSTO

Em uma rede WDM com padrão de tráfego dinâmico, na qual as requisições de conexão chegam sequencialmente, assumindo características estocásticas, o problema RWA pode ser visto como um problema de decisão sequencial sob incerteza, pois quando cada requisição de conexão chega à algum nó da rede, este deve decidir sua aceitação ou rejeição. Caso a chamada seja aceita, deve-se ainda selecionar quais recursos (comprimentos de onda) da rede serão utilizados para atendê-la, bem como a sua rota (HYTTIA; VIRTAMO, 2000).

Como foi citado no Capítulo 3, alguns problemas de decisão sequencial sob incerteza podem ser modelados como um Processo Markoviano de Decisão. Partindo-se desse pressuposto, propõe-se, neste capítulo, um modelo markoviano de decisão para resolução do problema de roteamento adaptativo em uma rede WDM totalmente óptica. Para tanto, cada nó da rede é modelado como um PMD a Tempo Contínuo, baseando-se no modelo proposto por Mosharaf et al. (2003) e utilizado por Rosa et al. (2009). Busca-se uma convergência entre as políticas markovianas estacionárias ótimas encontradas para cada nó, de modo que o roteamento pela rede toda seja otimizado.

### 4.1 Modelo Markoviano de Decisão

Considera-se uma rede WDM em topologia de anel bidirecional com  $N$  nós. Tal topologia, como ilustra a Figura 4.1, pode ser vista como dois anéis, um no sentido horário e outro no anti-horário. Cada nó representa um cliente da rede: uma empresa, universidade, antena distribuidora, entre outros. Esses clientes geram requisições de conexão (chamadas) para que seus dados sejam transmitidos pela rede até um determinado nó destino, assim como roteiam as chamadas de outros pares origem-destino.

Indexam-se os nós de 0 a  $N - 1$ . Tal indexação permite que a distância em saltos de um nó origem  $o$  à um nó destino  $d$  no sentido horário (anti-horário), representado por  $\delta_H(o, d)$  ( $\delta_A(o, d)$ ), seja calculada da seguinte forma

$$\delta_H(o, d) = \begin{cases} d - o & \text{se } 0 \leq d - o < N \\ d - o + N & \text{se } d - o < 0 \end{cases}$$

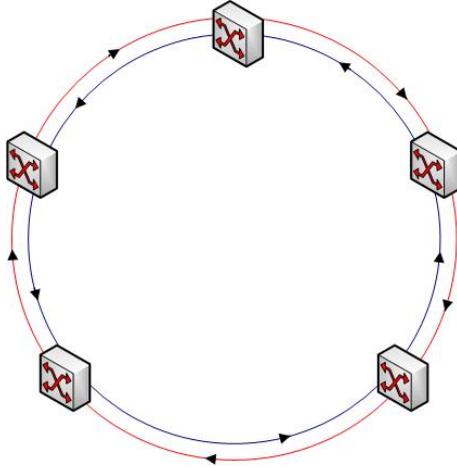


Figura 4.1 - Anel bidirecional com cinco nós

$$\delta_A(o, d) = \begin{cases} o - d & \text{se } 0 \leq o - d < N \\ o - d + N & \text{se } o - d < 0 \end{cases}$$

Equipados com dispositivos OXC, os nós fazem a comutação dos sinais no domínio óptico, tornando a rede WDM totalmente óptica. Como não há mecanismos de espera nesse tipo de rede, as chamadas são perdidas caso não haja recursos suficientes na rede para atendê-las. Admite-se ainda que há conversores de comprimento de onda em cada um dos nós, possibilitando que mais de um comprimento de onda seja utilizado no trajeto de um *lightpath* e que apenas o problema de roteamento seja tratado. As Seções 4.1.1 e 4.1.2 descrevem, respectivamente, os modelos do nó e do anel aqui propostos.

#### 4.1.1 Modelo Markoviano do Nó

No modelo proposto, as requisições de conexão relacionadas ao nó são divididas em duas classes distintas: a classe 1 compreende as chamadas originadas pelo nó e que devem ser roteadas para os N-1 nós de destino; já a classe 2 representa as chamadas que passam pelo nó, ou seja, os casos em que o nó de referência é intermediário entre um par origem-destino. Como trata-se de um anel bidirecional, tais classes são divididas em relação ao sentido em que são transmitidas: horário (1H e 2H) ou anti-horário (1A e 2A).

Admite-se que as chegadas de requisições de conexão seguem uma distribuição de *Poisson*, com taxas  $\lambda_{2H}$  e  $\lambda_{2A}$  para a classe 2, e, para a classe 1, a taxa de chegada

para cada nó destino é representada pelo número 1 seguido por uma vírgula e pela quantidade de saltos, no sentido horário, para se alcançar o destino. Como ilustra a Figura 4.2, para um anel com 5 nós, as taxas da classe 1 variam de  $\lambda_{1,1}$  à  $\lambda_{1,4}$ .

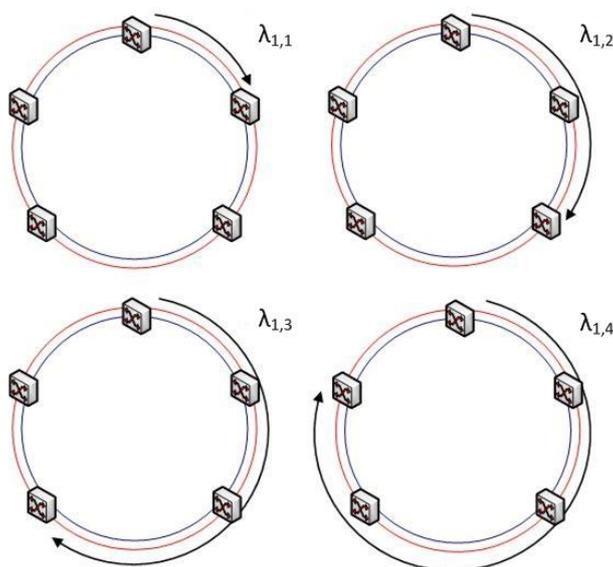


Figura 4.2 - Taxas de chegada da classe 1 para um nó do anel

Vale ressaltar que, apenas quando (e se) as chamadas da classe 1 forem roteadas em um dos sentidos, elas passam a pertencer às classes 1H ou 1A; caso sejam rejeitadas, elas são automaticamente retiradas do sistema. O processamento das chamadas de cada classe  $c$  tem, por hipótese, distribuição exponencial, com taxas  $\mu_{cH}$  e  $\mu_{cA}$ , com  $c \in \{1, 2\}$ .

A quantidade total de comprimentos de onda na fibra óptica no sentido horário e anti-horário é dada, respectivamente, por  $WH$  e  $WA$ . Desse total, a porção utilizada por cada estado do sistema é denominada *carga*. A carga  $C_H$  é composta pelo número de comprimentos de onda utilizados no sentido horário por cada classe,  $n_{cH}$ , com  $c \in \{1, 2\}$ . Dessa forma, a quantidade de chamadas no sistema na saída do nó (a soma de  $n_{1H}$  e  $n_{2H}$ ) não deve exceder o número total de comprimentos de onda no anel ( $WH$ ). O mesmo vale para o sentido anti-horário, logo,

$$C_H = \{(n_1, n_2) \mid n_1 \geq 0, n_2 \geq 0, \text{ e } n_1 + n_2 \leq WH\}$$

$$C_A = \{(n_1, n_2) \mid n_1 \geq 0, n_2 \geq 0, \text{ e } n_1 + n_2 \leq WA\}$$

Como no roteamento adaptativo a escolha das rotas é feita dinamicamente, levando-se em conta o comportamento da rede, inclui-se no estado do sistema uma variável aleatória ( $ea$ ) que informa o estado do anel em relação ao bloqueio de chamadas. Esta informação indica se a chamada, ao sair do nó origem, será bloqueada ou não pelos outros nós da rede durante sua trajetória. Dessa forma, essa variável pode assumir quatro valores: AH - a chamada pode ser roteada para os sentidos horário e anti-horário sem ser bloqueada pelos outros nós; XH - a chamada pode ser roteada apenas para o sentido horário; AX - a chamada pode ser roteada apenas para o sentido anti-horário; e XX - a chamada será bloqueada nos dois sentidos.

Por fim, os estados do sistema contêm o último evento ocorrido:  $ev$ . Para as classes 2H e 2A, esse evento pode ser a chegada de uma chamada, denotado por  $a_{2H}$  e  $a_{2A}$ , ou o término de processamento de uma chamada, denotado por  $s_{2H}$  e  $s_{2A}$ . Para a classe 1, em relação à chegada de chamadas,  $ev = a_1$ . Como cada chamada originada pelo nó atual pode ter N-1 nós de destino na rede,  $a_1 \in \{a_{1,1}, \dots, a_{1,(N-1)}\}$ , ou seja, cada chegada é representada pelo número 1 acompanhado por uma vírgula e pela quantidade de saltos, no sentido horário, até o nó destino. Voltando ao exemplo da Figura 4.2, quanto às chegadas,  $ev$  pode variar de  $a_{1,1}$  à  $a_{1,4}$ . Em relação ao término de processamento, independentemente da quantidade de nós,  $ev$  pode ser  $s_{1H}$  e  $s_{1A}$ .

O estado do sistema é, então, representado pelo conjunto  $(c_H, c_A, ea, ev)$ . O tamanho do espaço de estados  $S$  varia de acordo com a quantidade de comprimentos de onda disponíveis na fibra óptica, que afetam as cargas possíveis, e o número de nós no anel, que determinam a quantidade de eventos  $a_1$  possíveis.  $S$  é definido por:

$$\begin{aligned}
S = \{ (c_H, c_A, ea, ev) \mid & c_H = (n_{1H}, n_{2H}) \in C_H, c_A = (n_{1A}, n_{2A}) \in C_A, \\
& ev \in \{a_1, a_{2H}, a_{2A}, s_{1H}, s_{1A}, s_{2H}, s_{2A}\}, \\
& \text{se } n_{1H} = 0 \text{ então } ev \neq s_{1H}, \text{ se } n_{1A} = 0 \text{ então } ev \neq s_{1A}, \\
& \text{se } n_{2H} = 0 \text{ então } ev \neq s_{2H}, \text{ se } n_{2A} = 0 \text{ então } ev \neq s_{2A} \text{ ,} \\
& \text{se } c_H = WH \text{ então } ev \neq a_{2H}, \\
& \text{se } c_A = WA \text{ então } ev \neq a_{2A}, \\
& \text{se } c_H = WH \text{ e } c_A = WA \text{ então } ev \neq a_1, \\
& \text{se } ev = \{a_{2H}, a_{2A}, s_{1H}, s_{1A}, s_{2H}, s_{2A}\} \text{ então } ea = XX, \\
& \text{se } ea = XX \text{ então } ev \neq a_1, \\
& \text{se } c_H = WH \text{ e } (ea = XH \vee ea = XX) \text{ então } ev \neq a_1, \\
& \text{se } c_A = WA \text{ e } (ea = AX \vee ea = XX) \text{ então } ev \neq a_1 \}
\end{aligned}$$

Nota-se que os eventos do tipo  $s_{cH}$  e  $s_{cA}$  só podem ocorrer quando ao menos uma chamada da classe em questão está atualmente no sistema. Outras restrições, para os casos nos quais uma chamada seria diretamente rejeitada, são adicionadas no espaço de estados com o intuito de diminuí-lo:

- quando as cargas estão completas, ou seja, nenhuma nova chamada pode ser acomodada, nenhum evento de chegada ( $a_1$ ,  $a_{2H}$  e  $a_{2A}$ ) é considerado;
- para os eventos que não envolvem requisições de conexão para a classe 1 ( $ev \neq a_1$ ), o valor de  $ea$ , por não ser utilizado na decisão, é fixado em XX;
- quando  $ea$  indica que nenhuma chamada pode ser roteada para ambos os lados (XX), nenhum estado cujo evento pertence à  $a_1$  é criado;
- se a carga do estado para o sentido horário está completa e apenas esse sentido pode ser utilizado (XH ou XX), o evento  $a_1$  não é considerado. De forma análoga, o mesmo vale para o sentido anti-horário.

O sistema, por hipótese, é observado continuamente no tempo e uma decisão deve ser tomada logo após a ocorrência de um evento, seja este a chegada ou o término de processamento de uma chamada. Como o objetivo do modelo é otimizar o roteamento adaptativo, quando a chegada de uma chamada da classe 1 ocorre é possível (Figura 4.3): aceitá-la e roteá-la no sentido horário (H) ou anti-horário (A) do anel, ou rejeitá-la (R), mesmo que haja comprimentos de onda disponíveis na rede para atendê-la.

Em relação aos eventos  $a_{2H}$  e  $a_{2A}$ , se houver recursos suficientes na rede para atendê-los, eles são obrigatoriamente aceitos, caso contrário são bloqueadas. Os eventos de término de processamento de uma chamada, por sua vez, fazem com que esta seja automaticamente retirada do sistema. Para ambos os casos, como não é possível tomar uma decisão diferente, considera-se que a ação escolhida segue a dinâmica (D) do sistema. Segue abaixo o espaço de ações para o estado  $i \in S$ .

$$A(i) = \begin{cases} \{R, H, A\} & \text{se } ev = a_1 \wedge c_H < WH \wedge c_A < WA \\ \{R, H\} & \text{se } ev = a_1 \wedge c_H < WH \wedge c_A = WA \\ \{R, A\} & \text{se } ev = a_1 \wedge c_H = WH \wedge c_A < WA \\ \{D\} & \text{se } ev \in \{a_{2H}, a_{2A}, s_{1H}, s_{1A}, s_{2H}, s_{2A}\} \end{cases}$$

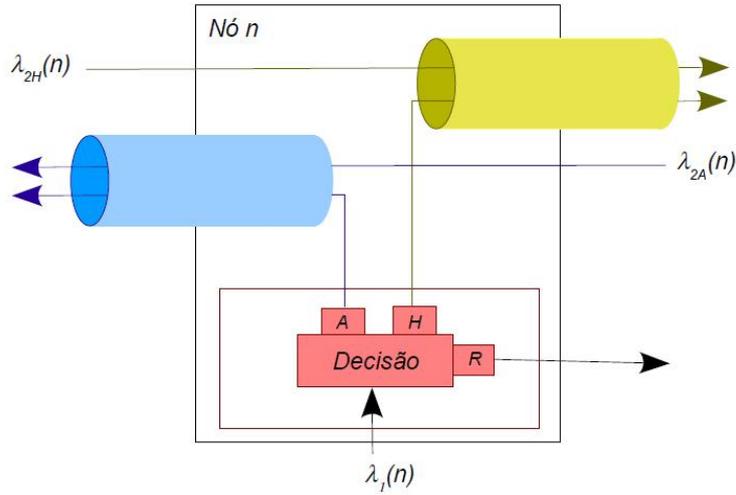


Figura 4.3 - Representação das classes de um nó do anel

A Figura 4.4 ilustra o comportamento do sistema no decorrer do tempo. Ao se observar o estado  $i \in S$  em um instante  $t_n$  qualquer, uma ação  $a \in A(i)$  é escolhida. Como consequência, o sistema evolui para um estado pós-decisão com uma carga reagida ( $c'_H = (n'_{1H}, n'_{2H})$ ,  $c'_A = (n'_{1A}, n'_{2A})$ ), no qual permanece até a chegada do próximo evento. Essa nova carga varia de acordo com a Tabela 4.1: quando uma chamada é aceita, a carga da classe correspondente é acrescida de uma unidade; se há um término de processamento, uma chamada é subtraída da respectiva carga; e se há uma rejeição, a carga não se altera. Com a chegada de um novo evento em um instante  $t_{n+1}$ , em conjunto com a informação da variável  $ea$ , forma-se o novo estado  $j \in S$ , e o processo se repete.

Tabela 4.1 - Estado pós-decisão

Evento	Condição	Ação	Carga Reagida	
			$c'_H$	$c'_A$
$a_1$		R	$c_H$	$c_A$
$a_1$	$c_H < WH$	H	$(n_{1H} + 1, n_{2H})$	$c_A$
$a_1$	$c_A < WA$	A	$c_H$	$(n_{1A} + 1, n_{2A})$
$a_{2H}$	$c_H < WH$	D	$(n_{1H}, n_{2H} + 1)$	$c_A$
$a_{2A}$	$c_A < WA$	D	$c_H$	$(n_{1A}, n_{2A} + 1)$
$s_{1H}$	$n_{1H} > 0$	D	$(n_{1H} - 1, n_{2H})$	$c_A$
$s_{1A}$	$n_{1A} > 0$	D	$c_H$	$(n_{1A} - 1, n_{2A})$
$s_{2H}$	$n_{2H} > 0$	D	$(n_{1H}, n_{2H} - 1)$	$c_A$
$s_{2A}$	$n_{2A} > 0$	D	$c_H$	$(n_{1A}, n_{2A} - 1)$

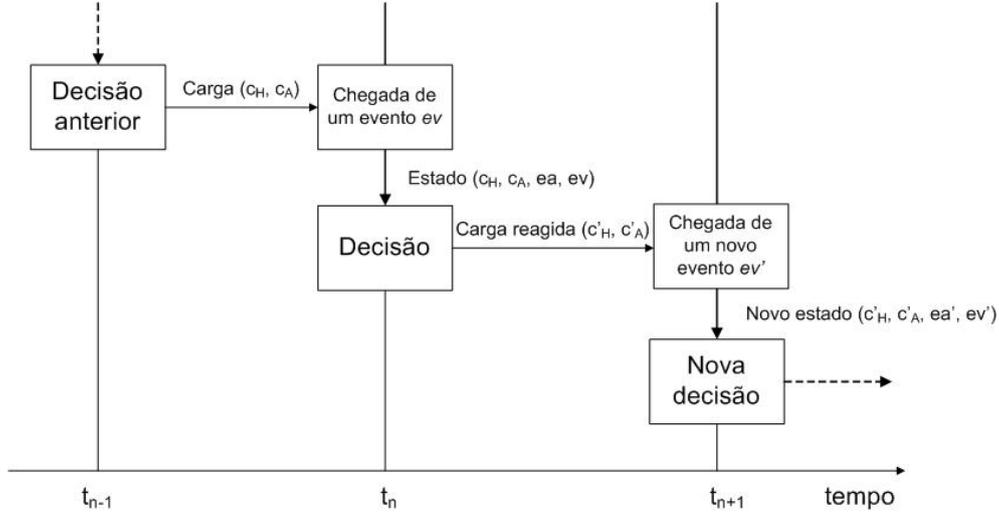


Figura 4.4 - Dinâmica do modelo

Tomando como exemplo um estado  $i = (c_H, c_A, ea, ev) = ((n_{1H}, n_{2H}), (n_{1A}, n_{2A}), ea, ev)$  em que  $ea$  é AH,  $ev$  é uma chegada da classe 1 para um nó a dois saltos de distância ( $a_{1,2}$ ), e supondo que a chamada é aceita e roteada para o sentido horário (H), o sistema adquire uma carga reagida  $(n_{1H} + 1, n_{2H}, n_{1A}, n_{2A})$  até que o próximo evento ocorra. Caso  $ev$  fosse o término de processamento de uma chamada da classe  $2H$  ( $s_{2H}$ ), a chamada seria retirada do sistema de acordo com a dinâmica (D), e a carga reagida seria  $(n_{1H}, n_{2H} - 1, n_{1A}, n_{2A})$ .

A partir do estado pós-decisão, a taxa de transição para um novo estado  $j \in S$  varia de acordo com a Tabela 4.2. Para os eventos  $a_1$ , leva-se em conta a taxa de chegada das chamadas dessa classe,  $\lambda_{1,1}$  à  $\lambda_{1,(N-1)}$ , e a probabilidade de transição para os possíveis valores de  $ea$ . Caso o evento seja uma chegada da classe 2, como a variável  $ea$  assume um valor fixo XX, leva-se em conta apenas a taxa de chegada de chamadas dessa classe,  $\lambda_{2H}$  ou  $\lambda_{2A}$ . Supondo-se que o evento seja o término de processamento de uma chamada de alguma das classes, a taxa de transição é o mínimo entre distribuições exponenciais cujo parâmetro é a soma das taxas de processamento das chamada ativas no nó.

Utilizando-se o estado pós-decisão com a carga reagida  $(n_{1H} + 1, n_{2H}, n_{1A}, n_{2A})$  como exemplo, a taxa de transição para um novo estado  $j$ , supondo-se que o próximo evento seja uma chegada da classe  $2H$ , é  $\lambda_{2H}$ . Para esse mesmo estado, a taxa de

transição para um estado  $j = (n_{1H} + 1, n_{2H}, n_{1A}, n_{2A}, s_{2A})$  seria  $n_{2A}\mu_{2A}$ , pois  $ev = s_{2A}$  indica o término de processamento de uma chamada.

Tabela 4.2 - Taxas de transição

ev	ea	Condição	Taxa	Novo Estado
$a_1$	$AH$	$(c_H < WH) \wedge (c_A < WA)$	$\lambda_1 P_{AH}$	$(c'_H, c'_A, AH, a_1)$
$a_1$	$XH$	$(c_H < WH) \wedge (c_A \leq WA)$	$\lambda_1 P_{XH}$	$(c'_H, c'_A, XH, a_1)$
$a_1$	$AX$	$(c_H \leq WH) \wedge (c_A < WA)$	$\lambda_1 P_{AX}$	$(c'_H, c'_A, AX, a_1)$
$a_{2H}$	$XX$	$c_H < WH$	$\lambda_{2H}$	$(c'_H, c'_A, XX, a_{2H})$
$a_{2A}$	$XX$	$c_A < WA$	$\lambda_{2A}$	$(c'_H, c'_A, XX, a_{2A})$
$s_{1H}$	$XX$	$n_{1H} > 0$	$n_{1H}\mu_{1H}$	$(c'_H, c'_A, XX, s_{1H})$
$s_{1A}$	$XX$	$n_{1A} > 0$	$n_{1A}\mu_{1A}$	$(c'_H, c'_A, XX, s_{1A})$
$s_{2H}$	$XX$	$n_{2H} > 0$	$n_{2H}\mu_{2H}$	$(c'_H, c'_A, XX, s_{2H})$
$s_{2A}$	$XX$	$n_{2A} > 0$	$n_{2A}\mu_{2A}$	$(c'_H, c'_A, XX, s_{2A})$

Por fim, define-se o retorno esperado  $r(i, a)$  ao se tomar a ação  $a \in A(i)$  quando o sistema é observado no estado  $i \in S$ . Para tanto, leva-se em conta o retorno esperado em relação às classes 1 ( $r_1$ ) e 2 ( $r_2$ ) ponderado, respectivamente, por um fator  $f_1$  e  $f_2$  de prioridade de cada classe, obtidos como parâmetros de entrada do modelo, e o tempo esperado até o próximo instante de decisão, denotado por  $\tau(i, a)$ . Dessa forma

$$r(i, a) = (r_1 f_1 + r_2 f_2) \tau(i, a)$$

No cálculo de  $r_2$ , leva-se em conta a quantidade de chamadas dessa classe sendo transmitidas pelo sistema no estado pós-decisão, tanto no sentido horário como no anti-horário, e o retorno médio esperado de tais chamadas ( $r_{2H}$  e  $r_{2A}$ ). Tem-se

$$r_2 = r_{2H}n'_{2H} + r_{2A}n'_{2A}$$

em que  $r_{2H}$  e  $r_{2A}$  são calculado pelo modelo do anel, e passados posteriormente para o modelo do nó. Tal cálculo é descrito na Seção 4.1.2.1.

O retorno esperado para a classe 1 varia de acordo com a ação tomada. Caso a ação seja o roteamento de uma chamada para o sentido horário (H), cujo destino é um nó  $d$ , tem-se

$$r_1 = \frac{1}{\delta_H(n, d)} + r_{1H}(n'_{1H} - 1) + r_{1A}n'_{1A}$$

Nota-se que o retorno para a chamada que foi aceita,  $\frac{1}{\delta_H(n,d)}$ , é inversamente proporcional à distância em saltos do nó de destino, de modo que a recompensa é maior para uma chamada roteada por um caminho menor. Assim como ocorre na classe 2, leva-se em conta o número de chamadas acomodadas no sistema no estado pós-decisão, ponderado pelo retorno médio esperado para cada um dos sentidos.

De modo análogo, para a ação A, tem-se

$$r_1 = \frac{1}{\delta_A(n,d)} + r_{1H}n'_{1H} + r_{1A}(n'_{1A} - 1)$$

Caso a ação seja a rejeição de uma chamada (R), ou apenas a dinâmica (D) do sistema, tem-se

$$r_1 = r_{1H}n'_{1H} + r_{1A}n'_{1A}$$

O tempo esperado até o próximo instante de decisão,  $\tau(i,a)$ , é o inverso da taxa total de saída do estado  $i \in S$  ao se tomar a ação  $a \in A(i)$

$$\tau(i,a) = \frac{1}{\sum_{j \neq i} q_{ij}(a)},$$

em que  $q_{ij}(a)$  é a taxa de transição do estado  $i$  para o estado  $j$  ao se tomar a ação  $a$ .

#### 4.1.1.1 Probabilidades de Roteamento e Bloqueio

Dada a descrição do PMD que modela o nó  $n$  da rede, busca-se uma política de controle markoviana estacionária que maximize o retorno médio esperado a longo prazo. Fixada essa política, torna-se possível calcular a probabilidade limite de cada estado do sistema (Seção 3.1.3), e obter algumas medidas de desempenho. Para as chamadas da classe 1 cujo destino é um nó  $d$  a  $\delta_H(n,d)$  saltos de distância, com  $1 \leq \delta_H(n,d) \leq N - 1$ , tem-se

- $P_{H1}(n, \delta_H(n,d))$  - probabilidade da chamada ser roteada no sentido horário;
- $P_{A1}(n, \delta_H(n,d))$  - probabilidade da chamada ser roteada no sentido anti-horário;
- $P_{R1}(n, \delta_H(n,d))$  - probabilidade da chamada ser rejeitada, mesmo que haja comprimentos de onda disponíveis;

- $P_{B1}(n, \delta_H(n, d))$  - probabilidade da chamada ser bloqueada.

Quanto à classe 2, tem-se:

- $P_{B2H}(n)$  - probabilidade de uma chamada da classe 2H ser bloqueada;
- $P_{B2A}(n)$  - probabilidade de uma chamada da classe 2A ser bloqueada.

Somando-se as probabilidades limite dos estados com a condição  $c_H < WH$ , tem-se a probabilidade de aceitação das chamadas da classe 2H. Visto que essa soma representa a parcela de tempo em que, se ocorrerem eventos  $a_{2H}$ , estes serão aceitos pelo sistema. Já para estados com a condição  $c_H = WH$ , a soma indica a probabilidade de bloqueio das chamadas desta classe pelo nó. O mesmo vale para a classe 2A, como ilustra a Tabela 4.3.

Tabela 4.3 - Medidas de desempenho classe 2

Condição	Probabilidade
$c_H = WH$	$P_{B2H}(n)$
$c_A = WA$	$P_{B2A}(n)$

Quanto às chamadas da classe 1, além da condição relativa à carga do sistema, analisa-se a ação da política ótima para cada estado e a variável  $ea$ . A soma das probabilidades limite dos estados de acordo com esses parâmetros informa as probabilidades ilustradas na Tabela 4.4.

Tabela 4.4 - Medidas de desempenho classe 1

Condição	Ação	Probabilidade
$c_H < WH \wedge (ea = AH \vee ea = XH)$	H	$P_{H1}(n, \delta_H(n, d))$
$c_A < WA \wedge (ea = AH \vee ea = AX)$	A	$P_{A1}(n, \delta_H(n, d))$
$(c_H < WH \vee c_A < WA) \wedge ea \neq XX$	R	$P_{R1}(n, \delta_H(n, d))$
$(c_H = WH \wedge c_A = WA) \vee ea = XX$	D	$P_{B1}(n, \delta_H(n, d))$

#### 4.1.1.2 Vazão

Outra medida de desempenho calculada a partir das probabilidades limite é a vazão (*throughput*)  $T(cH)$  de cada classe, ou seja, a capacidade total de processamento e transmissão de dados da classe  $cH$ , com  $c \in \{1, 2\}$ . A vazão é calculada levando-se em conta o número de comprimentos de onda utilizados pela classe em cada estado do sistema ( $n_{cH}$ ), a taxa de processamento desta classe ( $\mu_{cH}$ ), e a porção de tempo em que o sistema fica em cada estado ( $\pi(i)$ ). Assim, tem-se

$$T(cH) = \sum_{i \in S} n_{cH} \mu_{cH} \pi(i)$$

Os cálculos são feitos de forma análoga para as chamadas das classes  $cA$ , com  $c \in \{1, 2\}$ .

#### 4.1.2 Modelo do Anel

O pseudo-código apresentado na Figura 4.5 ilustra o funcionamento do modelo da rede. Como entrada, o modelo recebe a matriz

$$\Lambda = \begin{bmatrix} 0 & \alpha_{01} & \alpha_{02} & \dots & \alpha_{0,N-1} \\ \alpha_{10} & 0 & \alpha_{12} & \dots & \alpha_{1,N-1} \\ \alpha_{20} & \alpha_{21} & 0 & \dots & \alpha_{2,N-1} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \alpha_{N-1,0} & \alpha_{N-1,1} & \alpha_{N-1,2} & \dots & 0 \end{bmatrix}$$

em que  $\alpha_{ij}$  são as taxas de requisições de conexão entre os nós da rede. Também recebe as taxas de processamento das chamadas para cada classe:  $\mu_{cH}$  e  $\mu_{cA}$ , com  $c \in \{1, 2\}$ . A partir desses dados, calculam-se os parâmetros de entrada para cada nó do anel: taxas de chegada para cada classe, e o retorno médio esperado para as chamadas de cada classe. Calcula-se, também, as probabilidades relacionadas à variável aleatória  $ea$ .

O próximo passo é a aplicação do algoritmo de iteração de valores para obtenção das políticas de controle ótimas para cada nó. Busca-se a convergência dessas políticas iterando-se as medidas de desempenho dos nós, até que a diferença absoluta entre elas (probabilidades de roteamento e bloqueio) seja menor que um erro  $\epsilon$  pré-estabelecido. Caso esse critério não seja atendido até o número de iterações chegar a um valor máximo (`numMaxIteraçãoProb`) estipulado, calcula-se novamente

---

**Algoritmo Modelo Anel**

Inicialize as probabilidades de bloqueio e roteamento para todos os nós, respectivamente, com os valores 0 e 0.5.

iteraçãoPolíticas = 0

**Repita**

iteraçãoPolíticas = iteraçãoPolíticas + 1

recalcularPolítica = verdadeiro

iteraçãoProb = 0

**Repita**

erroIteração = 0

iteraçãoProb = iteraçãoProb + 1

**Para** o nó  $n = 0$  até  $N-1$  **faça**

Calcule as taxas de chegada e o retorno médio esperado para as chamadas das classes 1 e 2, além das probabilidades relacionadas à variável ea.

**Se** recalcularPolítica == verdadeiro **então**

Resolva o modelo do nó e encontre a política ótima.

**Fim Se**

Obtenha as novas medidas de desempenho:  $P'_{B2H}(n), P'_{B2A}(n), P'_{H1}(n), P'_{A1}(n), P'_{B1}(n), P'_{R1}(n)$ .

$$\text{erroNó} = \max \left\{ \begin{array}{l} |P'_{B2H}(n) - P_{B2H}(n)|, |P'_{B2A}(n) - P_{B2A}(n)|, \\ |P'_{H1}(n) - P_{H1}(n)|, |P'_{A1}(n) - P_{A2}(n)|, \\ |P'_{B1}(n) - P_{B1}(n)|, |P'_{R1}(n) - P_{R1}(n)| \end{array} \right\}$$

**Se** erroNó > erroIteração **então**

erroIteração = erroNó

**Fim Se**

**Fim Para**

Atualize as probabilidades de bloqueio e roteamento para todos os nós.

recalcularPolítica = falso

**Até que** iteraçãoProb = numMaxIteraçãoProb **ou** erroIteração <  $\epsilon$

**Até que** iteraçãoPolíticas = numMaxIteraçãoPolíticas **ou** erroIteração <  $\epsilon$

**Fim Algoritmo**

---

Figura 4.5 - Pseudo-código do modelo do anel

as políticas ótimas para cada nó. O processo se repete até que se alcance um erro menor que  $\epsilon$ , ou o número de iterações chegue a um valor máximo denotado por numMaxIteraçãoPolíticas. As próximas seções detalham os cálculos relacionados a cada uma dessas fases.

#### 4.1.2.1 Parâmetros dos Nós

Para um nó de referência  $n$  qualquer ( $0 \leq n < N$ ) e uma variação de posição  $s$ , com  $0 \leq s \leq N - 1$  no sentido horário e  $-N + 1 \leq s \leq 0$  no sentido anti-horário, pode-se calcular o índice  $v_H(n, s)$  ( $v_A(n, s)$ ) do nó que está nessa variação de posição

em relação ao nó  $n$ . Tal índice é dado por

$$v_H(n, s) = \begin{cases} n + s & \text{se } 0 \leq n + s < N \\ n + s - N & \text{se } n + s \geq N \\ n + s + N & \text{se } n + s < 0 \end{cases}$$

$$v_A(n, s) = \begin{cases} n - s & \text{se } 0 \leq n - s < N \\ n - s - N & \text{se } n - s \geq N \\ n - s + N & \text{se } n - s < 0 \end{cases}$$

Seja  $A_H(o, d, n)$  ( $A_A(o, d, n)$ ) a probabilidade de uma chamada do nó origem  $o$  ao nó destino  $d$ , roteada no sentido horário (anti-horário), estar na zona de decisão do nó de referência  $n$ . Tal zona de decisão indica que, em relação aos outros nós, é possível rotear a chamada com sucesso. Admitindo-se que cada nó rejeita ou roteia cada chamada que chega em sua zona de decisão de maneira independente, tem-se

$$A_H(o, d, n) = \begin{cases} 1 & \text{se } o = n \text{ e } \delta_H(o, d) = 1 \\ \prod_{s=1}^{\delta_H(o, d)-1} (1 - P_{B2H}(v_H(o, s))) & \text{se } o = n \text{ e } \delta_H(o, d) > 1 \\ P_{H1}(o, \delta_H(o, d)) A_H(o, n, n) A_H(n, d, n) & \text{se } o \neq n, d \neq n \\ & \text{e } \delta_H(o, n) + \delta_H(n, d) < N \\ 0 & \text{se } o \neq n, d \neq n \text{ e } \delta_H(o, n) + \delta_H(n, d) \geq N \end{cases}$$

Tomando como exemplo um anel com 5 nós, e tendo o nó 0 como referência, para que uma chamada originada por este nó com destino ao nó 3 entre na zona de decisão, esta deve passar sem ser bloqueada pelos nós 1 e 2. Desse modo, a probabilidade é dada por

$$A_H(0, 3, 0) = (1 - P_{B2H}(1))(1 - P_{B2H}(2)).$$

Nesse mesmo exemplo, para que uma chamada originada pelo nó 4 cujo destino é o nó 2 esteja na zona de decisão do nó 0 no sentido horário (classe 2H), esta deve ser roteada nesse sentido pelo nó origem, e não ser bloqueada pelo nó 1. Tem-se

$$\begin{aligned} A_H(4, 2, 0) &= P_{H1}(4, 3) A_H(4, 0, 0) A_H(0, 2, 0) \\ &= P_{H1}(4, 3) (1 - P_{B2H}(1)). \end{aligned}$$

A partir da matriz  $\Lambda$  e das probabilidades  $A_H(o, d, n)$  e  $A_A(o, d, n)$ , o cálculo das taxas de requisições de conexão para um nó  $n$  é dado por

$$\lambda_{1,s}(n) = (A_H(n, v_H(n, s), n) + A_A(n, v_A(n, s), n)) \alpha_{n, v_H(n, s)} \quad \text{com } 1 \leq s \leq N - 1;$$

$$\lambda_{2H}(n) = \sum_{s_1=1}^{N-2} \sum_{s_2=1}^{N-1-s_1} A_H(v_H(n, -s_1), v_H(n, s_2), n) \alpha_{v_H(n, -s_1), v_H(n, s_2)};$$

$$\lambda_{2A}(n) = \sum_{s_1=1}^{N-2} \sum_{s_2=1}^{N-1-s_1} A_A(v_A(n, -s_1), v_A(n, s_2), n) \alpha_{v_A(n, -s_1), v_A(n, s_2)}.$$

O retorno médio esperado para classe 1,  $r_{1H}$  e  $r_{1A}$ , é obtido pela probabilidade de se atender as chamadas para cada nó destino ponderada pelo retorno das mesmas, que é inversamente proporcional à quantidade de saltos utilizada no trajeto do par origem-destino. Logo, tem-se, para a classe 1H,

$$r_{1H} = \sum_{s=1}^{N-1} \frac{1}{s} \left( \frac{P_{H1}(n, s) \lambda_{1,s}(n)}{\lambda'_1(n)} \right),$$

em que  $\lambda'_1(n)$  é a taxa de chamadas originadas pelo nó  $n$  atendidas com sucesso, dada por

$$\lambda'_1(n) = \sum_{s=1}^{N-1} P_{H1}(n, s) \lambda_{1,s}(n).$$

Para a classe 2, o retorno é obtido pela probabilidade de se atender as chamadas para cada par origem-destino, cujas trajetórias passam pelo nó  $n$ , ponderada pelo seu retorno. Para o sentido horário, tem-se

$$r_{2H} = \sum_{s_1=1}^{N-2} \sum_{s_2=1}^{N-1-s_1} \frac{1}{s} \left( \frac{A_H(v_H(n, -s_1), v_H(n, s_2), n) \alpha_{v_H(n, -s_1), v_H(n, s_2)}}{\lambda_{2H}(n)} \right),$$

em que

$$s = \delta_H(v_A(n, s_1), v_H(n, s_2)).$$

Os cálculos são feitos de forma análoga para as classes 1A e 2A.

#### 4.1.2.2 Estado do Anel

Além das taxas de chegada e retorno médio esperado, calcula-se, a cada iteração, a probabilidade de cada valor que a variável aleatória  $ea$  pode assumir em relação ao nó de referência. Tal variável indica se as chamadas roteadas pelo nó serão bloqueadas ou não pelos outros nós da rede. Tomando como base  $A_H(o, d, n)$  ( $A_A(o, d, n)$ ), tem-se

$$\begin{aligned}
 P_{AH}(n) &= \sum_{s=1}^{N-1} A_H(n, v_H(n, s), n) A_A(n, v_A(n, s), n) \\
 P_{XH}(n) &= \sum_{s=1}^{N-1} A_H(n, v_H(n, s), n) (1 - A_A(n, v_A(n, s), n)) \\
 P_{AX}(n) &= \sum_{s=1}^{N-1} (1 - A_H(n, v_H(n, s), n)) A_A(n, v_A(n, s), n) \\
 P_{XX}(n) &= \sum_{s=1}^{N-1} (1 - A_H(n, v_H(n, s), n)) (1 - A_A(n, v_A(n, s), n))
 \end{aligned}$$

#### 4.1.2.3 Medidas de Desempenho

Após a resolução do modelo do anel, pode-se obter algumas medidas de desempenho do sistema, dentre elas as descritas abaixo.

A matriz  $H$  com as probabilidade de roteamento das chamadas originadas pelo nó  $o$  com destino  $d$  no sentido horário, em que cada elemento é

$$H_{o,d} = \begin{cases} P_{H1}(o)A_H(o, d, o) & \text{se } o \neq d \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

Para o sentido anti-horário, tem-se a matriz  $A$ , dada por

$$A_{o,d} = \begin{cases} P_{A1}(o)A_A(o, d, o) & \text{se } o \neq d \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

Por fim, tem-se a matriz com a probabilidade de bloqueio de uma chamada do nó  $o$

ao nó  $d$ , em que

$$B_{o,d} = \begin{cases} 1 - (H_{o,d} + A_{o,d}) & \text{se } o \neq d \\ 1 & \text{caso contrário} \end{cases}$$

## 5 EXPERIMENTOS COMPUTACIONAIS E RESULTADOS

Neste capítulo são apresentados os resultados numéricos obtidos a partir da implementação do modelo da rede, descrito no Capítulo 4, para dois cenários com parâmetros hipotéticos. Até a data de finalização deste trabalho, não foram encontrados na literatura resultados relacionados à modelagem markoviana aplicada a redes em topologia de anel bidirecional para comparação.

O modelo foi implementado utilizando-se a linguagem de programação C++ por meio da biblioteca Modelagem Estocástica - ModEsto, desenvolvida pelo Laboratório Associado de Matemática e Computação Aplicada - LAC, do Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais - INPE.

### 5.1 Cenário 1

O primeiro experimento consiste em um cenário simplificado, visando facilitar a análise das políticas ótimas de cada nó. A rede é composta por apenas três nós, cujo tráfego é homogêneo, ou seja, as taxas de requisição de conexão entre estes são iguais. Dois casos são analisados: uma rede com tráfego baixo de dados entre os nós, dado pela matriz

$$\Lambda_1 = \begin{bmatrix} 0 & 1,0 & 1,0 \\ 1,0 & 0 & 1,0 \\ 1,0 & 1,0 & 0 \end{bmatrix}$$

e uma rede com tráfego mais alto, representado pela matriz

$$\Lambda_2 = \begin{bmatrix} 0 & 4,0 & 4,0 \\ 4,0 & 0 & 4,0 \\ 4,0 & 4,0 & 0 \end{bmatrix}$$

Para ambos os casos adotou-se um mesmo valor,  $\mu = 1$ , para as taxas de processamento das chamadas de todas as classes, assim como um mesmo fator de prioridade. Por fim, o número de comprimentos de onda disponíveis em ambos os sentidos é o mesmo, com valor 2. Tais configurações tornam o anel simétrico, ou seja, tanto para o sentido horário quanto anti-horário, os parâmetros são os mesmos. A Tabela 5.1 resume os parâmetros de entrada do modelo.

Tabela 5.1 - Parâmetros do cenário 1

Parâmetro	Valor
$N$	3
$WH$	2
$WA$	2
$\mu_{cH}$ e $\mu_{cA}$ , com $c \in \{1, 2\}$	1
$f_1$	1
$f_2$	1

Após a resolução dos modelos observou-se que, como os parâmetros da rede são simétricos, a política ótima para todos os nós é a mesma. Para a rede com tráfego baixo, a Tabela 5.2 ilustra a ação da política ótima para o roteamento das chamadas provenientes do nó em relação aos dois destinos possíveis ( $a_{1-1}$  e  $a_{1-2}$ ), levando-se em conta apenas os estados do nó cuja carga permite que o roteamento seja feito para os dois sentidos.

Tabela 5.2 - Política ótima para o cenário 1: tráfego baixo

Carga $((n_{1H}, n_{2H}), (n_{1A}, n_{2A}))$	Ação	
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$
$((0, 0), (0, 0))$	H	A
$((0, 0), (0, 1))$	H	A
$((0, 1), (0, 0))$	H	A
$((0, 1), (0, 1))$	H	A
$((0, 0), (1, 0))$	H	A
$((0, 1), (1, 0))$	H	A
$((1, 0), (0, 0))$	H	A
$((1, 0), (0, 1))$	H	A
$((1, 0), (1, 0))$	H	A

Observa-se que, para todos os estados, o roteamento é feito para o nó destino pelo caminho mais curto, ou seja, o sentido horário tem preferência (H) para o evento  $a_{1-1}$ , e o sentido anti-horário (A) para  $a_{1-2}$ . Nota-se também que em nenhum dos casos as chamadas foram rejeitadas (R).

Para os estados em que a carga permite o roteamento para apenas um dos sentidos, apenas duas ações podem ser tomadas: rotar neste sentido, ou rejeitar. Nos resultados obtidos, em nenhum dos casos uma chamada foi rejeitada.

As matrizes das medidas de desempenho da rede, com as probabilidades de roteamento para o sentido horário (H), anti-horário (A), e bloqueio (B) para todos os pares origem-destino possíveis são mostradas, respectivamente, pelas Tabelas 5.3, 5.4 e 5.5.

Tabela 5.3 - Matriz H para o cenário 1: tráfego baixo

Nó	0	1	2
0	0	0,730949	0,0916696
1	0,0916696	0	0,730949
2	0,730949	0,0916696	0

Tabela 5.4 - Matriz A para o cenário 1: tráfego baixo

Nó	0	1	2
0	0	0,0916696	0,730949
1	0,730949	0	0,0916696
2	0,0916696	0,730949	0

Tabela 5.5 - Matriz B para o cenário 1: tráfego baixo

Nó	0	1	2
0	0	0,177381	0,177381
1	0,177381	0	0,177381
2	0,177381	0,177381	0

Assim como a política ótima, as probabilidades de roteamento são as mesmas para todos os nós. Tomando como exemplo o nó 0, a probabilidade que este roteie uma chamada para o nó 1 no sentido horário é 0,730949, o mesmo valor para a probabilidade de roteamento do nó 1 em relação ao nó 2 nesse sentido.

Nota-se, pela Tabela 5.5, que as probabilidades de bloqueio são iguais para todas os pares origem-destino. Nota-se ainda que a probabilidade do roteamento em um dado sentido é maior quando o nó destino está a apenas 1 salto de distância em relação a esse sentido, priorizando o menor caminho.

A política ótima para o tráfego mais intenso é mostrada na Tabela 5.6. Assim como na rede com tráfego baixo, para os estados cuja carga é balanceada, o roteamento é feito pelo caminho mais curto. Já para os estados com maior carga em um dos sentidos, a ação prioriza o outro sentido, que contém mais comprimentos de onda livres, para os dois eventos. Tomando como exemplo a carga  $((0, 1), (0, 0))$ , para os dois eventos a ação é A.

Tabela 5.6 - Política ótima para o cenário 1: tráfego alto

Carga $((n_{1H}, n_{2H}), (n_{1A}, n_{2A}))$	Ação	
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$
$((0, 0), (0, 0))$	H	A
$((0, 0), (0, 1))$	H	H
$((0, 1), (0, 0))$	A	A
$((0, 1), (0, 1))$	H	A
$((0, 0), (1, 0))$	H	H
$((0, 1), (1, 0))$	H	A
$((1, 0), (0, 0))$	A	A
$((1, 0), (0, 1))$	H	A
$((1, 0), (1, 0))$	H	A

As medidas de desempenho são mostradas, respectivamente, pelas Tabelas 5.7, 5.8 e 5.9.

Tabela 5.7 - Matriz H para o cenário 1: tráfego alto

Nó	0	1	2
0	0	0,315286	0,0223743
1	0,0223743	0	0,315286
2	0,315286	0,0223743	0

Tabela 5.8 - Matriz A para o cenário 1: tráfego alto

Nó	0	1	2
0	0	0,0223743	0,315286
1	0,315286	0	0,0223743
2	0,0223743	0,315286	0

Tabela 5.9 - Matriz B para o cenário 1: tráfego alto

Nó	0	1	2
0	0	0,66234	0,66234
1	0,66234	0	0,66234
2	0,66234	0,66234	0

Comparando-se as Tabelas 5.5 e 5.9 comprova-se o aumento da probabilidade de bloqueio de chamadas entre os nós quando se aumenta o tráfego na rede. Tal aumento é mostrado também pelo gráfico da Figura 5.1.

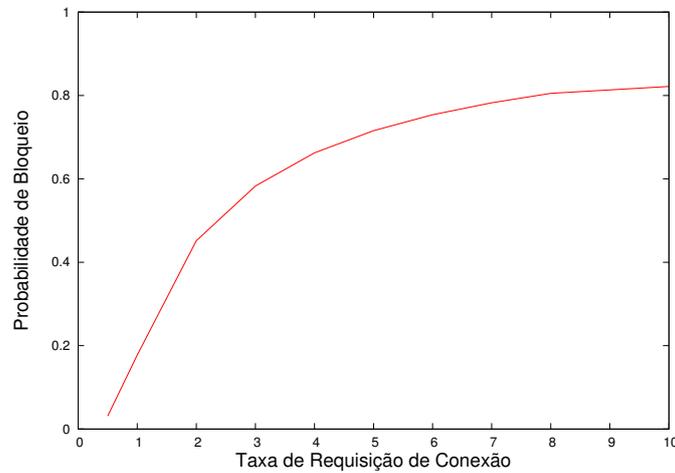


Figura 5.1 - Variação da probabilidade de bloqueio no cenário 1

## 5.2 Cenário 2

O segundo experimento consiste em uma rede composta por cinco nós e três comprimentos de onda. O tráfego entre os nós é heterogêneo, indicando uma situação em que o nó 0 funciona como um servidor, ou seja, as taxas de requisição de conexão desse nó para os demais, e dos demais nós para este, são maiores, como mostra a matriz

$$\Lambda = \begin{bmatrix} 0 & 3,0 & 3,0 & 3,0 & 3,0 \\ 3,0 & 0 & 1,0 & 1,0 & 1,0 \\ 3,0 & 1,0 & 0 & 1,0 & 1,0 \\ 3,0 & 1,0 & 1,0 & 0 & 1,0 \\ 3,0 & 1,0 & 1,0 & 1,0 & 0 \end{bmatrix}$$

As taxas de processamento de chamadas são as mesmas para todas as classes, assim como os fatores de prioridade. A Tabela 5.10 resume os parâmetros de entrada do modelo. Para esse modelo, três políticas ótimas foram encontradas: uma comum aos nós 0, 2 e 3 denominada política 1, outra para o nó 1 (política 2), e por fim, a política 3 referente ao nó 4.

Tabela 5.10 - Parâmetros do cenário 2

Parâmetro	Valor
$N$	5
$WH$	3
$WA$	3
$\mu_{cH}$ e $\mu_{cA}$ , com $c \in 1, 2$	2
$f_1$	1
$f_2$	1

As Tabelas 5.11 e 5.12 ilustram, respectivamente, as políticas 1, 2 e 3. Como os fatores de prioridade são iguais para as duas classes, torna-se possível fazer a análise das políticas apenas pelas cargas, sem especificar a quantidade de chamadas de cada classe. As políticas completas podem ser encontradas no Apêndice A..

Tabela 5.11 - Política 1 para o cenário 2

Carga $((c_H), (c_A))$	Ação			
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$	$a_{1-3}$	$a_{1-4}$
(0, 0)	H	H	A	A
(1, 1)	H	H	A	A
(2, 2)	H	H	A	A
(0, 1)	H	H	H	A
(1, 0)	H	A	A	A
(0, 2)	H	H	H	H
(2, 0)	A	A	A	A
(1, 2)	H	H	H	A
(2, 1)	H	A	A	A

Analisando-se a política 1, nota-se que para estados com carga de mesmo valor em ambos os sentidos, o caminho mais curto é escolhido. Quando a carga do sistema no sentido horário é maior em 1 unidade, como em (1, 0), o roteamento é feito pelo

sentido horário para o nó mais próximo, ou seja, o que está a 1 nó de distância; para os demais nós, dá-se preferência para o sentido menos carregado (anti-horário). Caso a carga do sistema esteja maior em 1 unidade no sentido anti-horário  $((1, 2))$ , o roteamento é feito nesse mesmo sentido para o nó mais distante  $(a_{1-4})$ , caminho mais curto, e no sentido menos carregado para os demais. Já para os estados cuja diferença entre as cargas é 2, como por exemplo  $(2, 0)$ , o roteamento é feito para o sentido no qual nenhum comprimento de onda foi utilizado.

Tabela 5.12 - Políticas 2 e 3 para o cenário 2

Carga $((c_H), (c_A))$	Política 2				Política 3			
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$	$a_{1-3}$	$a_{1-4}$	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$	$a_{1-3}$	$a_{1-4}$
(0, 0)	H	A	A	A	H	H	H	A
(1, 1)	H	A	A	A	H	H	H	A
(2, 2)	H	A	A	A	H	H	H	A
(0, 1)	H	H	A	A	H	H	H	H
(1, 0)	A	A	A	A	H	H	A	A
(0, 2)	H	H	H	A	H	H	H	H
(2, 0)	A	A	A	A	H	A	A	A
(1, 2)	H	H	H	A	H	H	H	H
(2, 1)	A	A	A	A	H	A	A	A

Analisando-se as políticas 2 e 3, relacionadas respectivamente aos nós 1 e 4 que estão a um salto de distância do nó servidor, percebe-se que estes nós apresentam uma tendência em rotar suas chamadas no sentido desse servidor, já que as taxas de requisição de conexão para esse destino são maiores em relação às demais. Na política 2, para qualquer carga que o estado apresente, a chamada é roteada no sentido anti-horário para o evento  $a_{1-4}$ , ou seja, o caminho mais curto para o nó destino 0. O mesmo ocorre na política 3, em que as chamadas são roteadas no sentido horário, independente da carga do sistema, quando o nó destino é o servidor (evento  $a_{1-1}$ ).

Outro exemplo que indica essa tendência é quando, para a política 2, a carga está quase cheia no sentido anti-horário,  $(0, 2)$ , e mesmo assim ao ocorrer uma requisição de conexão para o nó 0, o sentido anti-horário é escolhido. De forma análoga, o mesmo ocorre com a política 3 em relação a carga  $(2, 0)$ .

Assim como no cenário 1, para os estados em que a carga permite o roteamento para apenas um dos sentidos, em nenhum dos casos uma chamada foi rejeitada.

As matrizes das medidas de desempenho da rede, mostradas nas Tabelas 5.13, 5.14 e 5.15, ilustram que o menor caminho entre um par origem-destino é quase sempre priorizado, principalmente em uma trajetória com 4 saltos, na qual a probabilidade de roteamento para o sentido contrário é muito baixa. Como exemplo, a probabilidade que uma chamada com origem no nó 2 e destino no nó 1 seja roteada no sentido horário (4 saltos necessários) é 0,0176678. Percebe-se ainda que as probabilidades de bloqueio em relação ao nó 0, cujo tráfego é mais alto, são maiores em relação aos outros nós. Tomando o nó 3 como exemplo, sua distância para os nós 0 e 1 é a mesma, 2 saltos, porém as probabilidades de bloqueio são, respectivamente, 0,602071 e 0,537416.

Tabela 5.13 - Matriz H para o cenário 2

Nó	0	1	2	3	4
0	0	0,575314	0,303023	0,128933	0,0439844
1	0,0358626	0	0,719122	0,370005	0,187228
2	0,121274	0,0176678	0	0,763884	0,401054
3	0,276655	0,0615296	0,0157624	0	0,739911
4	0,647914	0,189761	0,098733	0,0303548	0

Tabela 5.14 - Matriz A para o cenário 2

Nó	0	1	2	3	4
0	0	0,0439844	0,128933	0,303023	0,575314
1	0,647914	0	0,0303548	0,098733	0,189761
2	0,276655	0,739911	0	0,0157624	0,0615296
3	0,121274	0,401054	0,763884	0	0,0176678
4	0,0358626	0,187228	0,370005	0,719122	0

### 5.3 Tempo de Execução

O tempo gasto para se resolver o modelo proposto neste trabalho varia basicamente de acordo com dois fatores: quantidade de nós no anel, e a quantidade de comprimentos de onda disponíveis na fibra óptica. No primeiro caso, ao passo que se tem

Tabela 5.15 - Matriz B para o cenário 2

Nó	0	1	2	3	4
0	0	0,380702	0,568043	0,568043	0,380702
1	0,316224	0	0,250523	0,531262	0,623011
2	0,602071	0,242421	0	0,220353	0,537416
3	0,602071	0,537416	0,220353	0	0,242421
4	0,316224	0,623011	0,531262	0,250523	0

mais nós, mais PMDs devem ser resolvidos a cada iteração do modelo do anel. Em relação à quantidade de comprimentos de onda, estes afetam diretamente o tamanho do espaço de estados do PMD, que por sua vez influencia o modelo do nó como um todo.

O gráfico da Figura 5.2 apresenta o tempo necessário para se resolver o modelo variando-se a quantidade de nós do mesmo. Para tanto, fixou-se o número de comprimentos de onda em 2 unidades em uma rede de tráfego homogêneo. Já a Figura 5.3 apresenta a variação de tempo relacionada à quantidade de comprimentos de onda disponíveis na fibra óptica, para uma rede de 4 nós com tráfego homogêneo. Os testes foram executados em um Processador AMD Turion 64 X2 Mobile TL-60 com memória RAM de 3 GB DDR2.

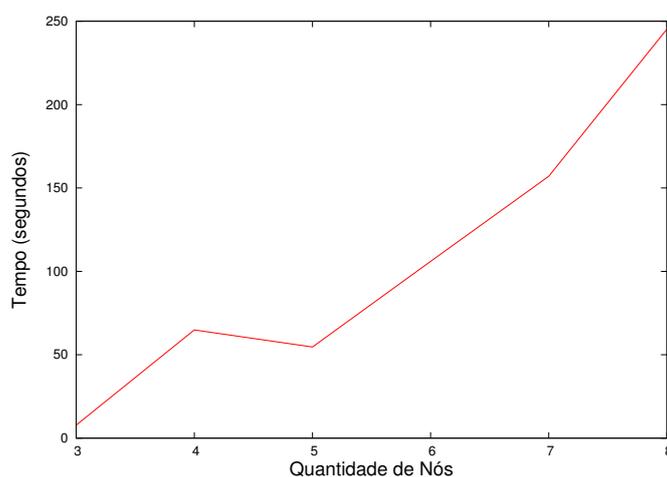


Figura 5.2 - Tempo de resolução do modelo com a variação da quantidade de nós

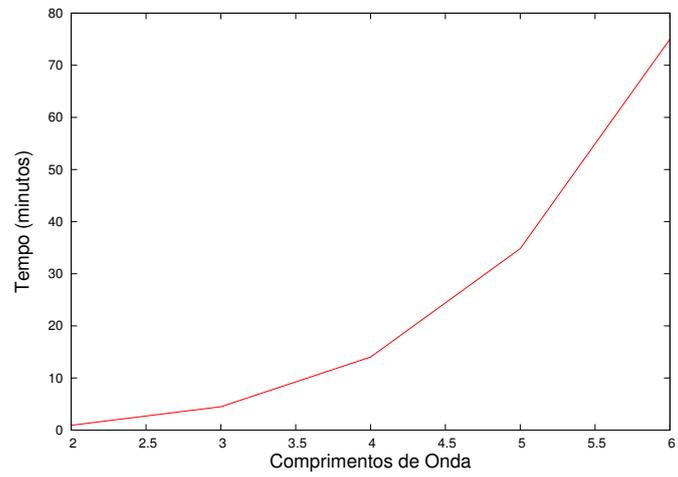


Figura 5.3 - Tempo de resolução do modelo com a variação da quantidade de comprimentos de onda

## 6 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

As redes ópticas vêm evoluindo a largos passos quanto à possibilidade de transmissão de dados em grandes velocidades, tornando-se possível oferecer altas taxas de transmissão aos seus clientes. O emprego de técnicas, a exemplo da WDM, para melhorar o aproveitamento dessa grande capacidade de transmissão traz consigo alguns problemas relacionados, como o RWA, que precisam ser tratados.

Foi proposto, no presente trabalho, um modelo markoviano de decisão para resolver o problema do roteamento adaptativo para uma rede WDM totalmente óptica em topologia de anel bidirecional. Tal modelo analítico tem como entrada os parâmetros da rede, entre eles o número de nós e comprimentos de onda disponíveis, e como saída medidas de desempenho de cada nó, bem como da rede como um todo.

No modelo, descrito no Capítulo 4, cada nó é modelado como um PMD, cuja solução apresenta uma política de controle ótima em relação ao roteamento das chamadas provenientes deste nó. O modelo da rede, por sua vez, busca a convergência entre as políticas de cada nó, de maneira que o roteamento seja otimizado para toda a rede, maximizando o número médio de comprimentos de onda.

A partir dos experimentos computacionais do Capítulo 5 observou-se que, para uma rede com parâmetros simétricos, ou seja, tráfego homogêneo entre os nós e a mesma quantidade de comprimentos de onda em ambos os sentidos, a política ótima é a mesma para todos os nós. Nessa política, se a rede apresenta um tráfego baixo, cada nó roteia as chamadas para o sentido no qual a quantidade de saltos entre o par origem-destino é menor. Já para uma rede com tráfego mais intenso, leva-se em conta também as cargas em ambos os sentidos, pois em alguns casos dá-se preferência ao sentido menos carregado, mesmo que o nó destino esteja mais distante.

Para uma rede com tráfego heterogêneo, em que um dos nós é um servidor, ou seja, apresenta maiores taxas de requisição de conexão em relação aos demais, percebe-se que os clientes desse servidor apresentam uma tendência em rotar suas chamadas no sentido deste servidor. Nota-se também que algumas das decisões priorizam o sentido no qual a carga do nó origem é menor, mesmo que a distância entre o par origem-destino seja grande.

## 6.1 Trabalhos Futuros

Experimentos computacionais para redes maiores, com dezenas de nós e comprimentos de onda, ainda precisam ser realizados. Para tais cenários, um aspecto interessante é investigar se as chamadas cujo par origem-destino estão a uma grande quantidade de saltos não serão automaticamente bloqueadas todas as vezes pelos nós, dado que a variável  $ea$  é utilizado na tomada de decisão. Isso poderia acontecer, já que quanto mais nós a rede possui, maior a probabilidade de uma chamada ser bloqueada ao passar por algum enlace.

Caso aconteça esse bloqueio, sugere-se o estudo e implementação de um controle justo, denominado *fairness*, visando a distribuição das chamadas de maneira igualitária por toda a rede. Uma possibilidade é atribuir fatores de prioridade distintos para cada tipo de chamada, favorecendo, por exemplo, as chamadas da classe 2, para que estas tenham prioridade em relação as chamadas que saem dos nós.

Outra sugestão é estender o modelo para redes em outras topologias, uma tarefa complexa visto que o número de opções de roteamento cresce muito, bem como o espaço de estados.

## REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

CHAN, K.-M.; YUM, T.-S. P. Analysis of least congested path routing in wdm lightwave networks. In: IEEE INFOCOM, 1994, Toronto, Canada. **Proceedings...** Toronto: IEEE Communications Society, 1994. v. 2, p. 962–969. 12

CHLAMTAC, I.; GANZ, A.; KARMI, G. Lightpath communications: an approach to high bandwidth optical wan's. **IEEE Transactions on Communications**, v. 40, n. 7, p. 1171–1182, jul 1992. 12

GUO, X.; HERNÁNDEZ-LERMA, O. **Continuous-time Markov decision processes: theory and applications**. 1. ed. Berlin: Springer, 2009. 17

HORAK, R. **Telecommunications and data communications handbook**. 2. ed. Hoboken (NJ): Wiley-Interscience, 2008. 5

HSU, C.-F.; LIU, T.-L.; HUANG, N.-F. An adaptive routing strategy for wavelength-routed networks with wavelength conversion capability. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2002, New York, USA. **Proceedings...** New York: IEEE Communications Society, 2002. v. 5, p. 2860–2864. 12

HU, Q.; YUE, W. **Markov decision processes with their applications**. 1. ed. New York: Springer, 2007. 16, 17

HYYTIA, E.; VIRTAMO, J. Dynamic routing and wavelength assignment using first policy iteration. In: IEEE SYMPOSIUM ON COMPUTERS AND COMMUNICATIONS, 2000, Antibes, France. **Proceedings...** Antibes: IEEE Computer Society, 2000. p. 146 – 151. 2, 21

ILYAS, M.; MOUFTAH, H. T. **The handbook of optical communication networks**. 1. ed. Boca Raton (FL): CRC Press, 2003. 7, 8, 9

LI, L.; SOMANI, A. K. Dynamic wavelength routing using congestion and neighborhood information. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 7, n. 5, p. 779 –786, 1999. 12

MAIER, G.; PATTAVINA, A.; BARBATO, L.; CECINI, F.; MARTINELLI, M. Routing algorithms in wdm networks under mixed static and dynamic

lambda-traffic. **Photonic Network Communications**, v. 8, n. 1, p. 69–87, 2004. 12

MAIER, M. **Optical switching networks**. 1. ed. New York: Cambridge University Press, 2008. 1, 7, 8

MOSHARAF, K.; LAMBADARIS, I.; TALIM, J.; SHOKRANI, A. Fairness control in wavelength-routed wdm ring networks. In: IEEE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE, 2005, St. Louis, USA. **Proceedings...** St. Louis: IEEE Communications Society, 2005. v. 4, p. 2091–2095. 9

MOSHARAF, K.; TALIM, J.; LAMBADARIS, I. A markov decision process model for dynamic wavelength allocation in wdm networks. In: IEEE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE, 2003, San Francisco, USA. **Proceedings...** San Francisco: IEEE Communications Society, 2003. v. 5, p. 2590–2594. 3, 4, 21

\_\_\_\_\_. Optimal resource allocation and fairness control in all-optical wdm networks. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, v. 23, n. 8, p. 1496–1507, 2005. 3

MUKHERJEE, B. **Optical WDM networks**. 1. ed. New York: Springer, 2006. 8

OZDAGLAR, A. E.; BERTSEKAS, D. P. Routing and wavelength assignment in optical networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 11, n. 2, p. 259–272, 2003. 10

PEZOULAS, L.; FRANCISCO, M. J.; LAMBADARIS, I.; HUANG, C. Performance analysis of a backward reservation protocol in networks with sparse wavelength conversion. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2003, Anchorage, USA. **Proceedings...** Anchorage: IEEE Communications Society, 2003. v. 2, p. 1468–1473. 2, 13

PUTERMAN, M. L. **Markov decision processes: discrete stochastic dynamic programming**. Hoboken (NJ): Wiley-Interscience, 2005. 15, 17

RAMAMURTHY, R.; MUKHERJEE, B. Fixed-alternate routing and wavelength conversion in wavelength-routed optical networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 10, n. 3, p. 351–367, 2002. 11

- RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. Routing and wavelength assignment in all-optical networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, v. 3, n. 5, p. 489–500, 1995. 10
- ROSA, A. de N. F. da; CARVALHO, S. V. de; LEAL, C. F.; FRANCÊS, C. R. L.; COSTA, J. C. W. A. Processo markoviano de decisão para a alocação dinâmica de recursos e controle justo em redes ópticas wdm. In: XXVII SIMPÓSIO BRASILEIRO DE TELECOMUNICAÇÕES, 2009, Blumenau, Brasil. **Anais...** Blumenau: Sociedade Brasileira de Telecomunicações, 2009. 3, 4, 21
- SINGH, P.; SHARMA, A. K.; RANI, S. Routing and wavelength assignment strategies in optical networks. **Optical Fiber Technology**, v. 13, n. 3, p. 191–197, 2007. 11
- SIVALINGAM, K. M.; SUBRAMANIAM, S. (Ed.). **Optical WDM networks: principles and practice**. 1. ed. New York: Springer, 2000. 1, 5
- SUBRAMANIAM, S.; BARRY, R. A. Wavelength assignment in fixed routing wdm networks. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 1997, Montreal, Canada. **Proceedings...** Montreal: IEEE Communications Society, 1997. v. 1, p. 406–410. 11
- TACHIBANA, T.; KASAHARAT, S.; SUGIMOTO, K. Dynamic lightpath establishment for service differentiation based on optimal mdp policy in all-optical networks with wavelength conversion. In: IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2007, Glasgow, UK. **Proceedings...** Glasgow: IEEE Communications Society, 2007. p. 2424–2429. 3
- TANENBAUM, A. S. **Computer networks**. 4. ed. Upper Saddle River (NJ): Prentice Hall, 2002. 5
- TIJMS, H. C. **Stochastic models: an algorithmic approach**. Chichester (UK): John Wiley & Sons, 1995. 17, 18, 19, 20
- \_\_\_\_\_. **A first course in stochastic models**. 2. ed. Chichester (UK): Wiley, 2003. 16, 18
- WASON, A.; KALER, R. S. Routing and wavelength assignment in wavelength-routed all-optical WDM networks. **Optik - International Journal for Light and Electron Optics**, In Press, Corrected Proof, 2009. ISSN 0030-4026. 11

WHITE, D. J. **Markov decision processes**. 1. ed. Chichester (UK): Wiley, 1993.  
18

ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. **Optical Networks Magazine**, p. 47–60, 2000. 2, 9, 10

## APÊNDICE A - POLÍTICAS ÓTIMAS

Neste apêndice são apresentadas as três políticas ótimas para a rede do cenário 2, utilizada nos experimentos descritos no Capítulo 5.

Para esta rede, composto por cinco nós e três comprimentos de onda, as Tabelas [A.1](#), [A.2](#) e [A.3](#) ilustram, respectivamente, as políticas ótimas 1, 2 e 3 para os estados cujas cargas permitem que o roteamento seja feito para ambos os sentidos.

Tabela A.1 - Política 1 do cenário 2 para cargas livres em ambos os sentidos

Carga $((n_{1H}, n_{2H}), (n_{1A}, n_{2A}))$	Ação			
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$	$a_{1-3}$	$a_{1-4}$
$((0, 0), (0, 0))$	H	H	A	A
$((0, 0), (0, 1))$	H	H	H	A
$((0, 0), (0, 2))$	H	H	H	H
$((0, 1), (0, 0))$	H	A	A	A
$((0, 1), (0, 1))$	H	H	A	A
$((0, 1), (0, 2))$	H	H	H	A
$((0, 2), (0, 0))$	A	A	A	A
$((0, 2), (0, 2))$	H	H	A	A
$((0, 0), (1, 0))$	H	H	H	A
$((0, 1), (1, 1))$	H	H	H	A
$((0, 2), (1, 0))$	H	A	A	A
$((0, 2), (1, 1))$	H	H	A	A
$((0, 0), (2, 0))$	H	H	H	H
$((0, 1), (2, 0))$	H	H	H	A
$((0, 2), (2, 0))$	H	H	A	A
$((1, 0), (0, 0))$	H	A	A	A
$((1, 0), (0, 1))$	H	H	A	A
$((1, 0), (0, 2))$	H	H	H	A
$((1, 1), (0, 0))$	A	A	A	A
$((1, 1), (0, 1))$	H	A	A	A
$((1, 1), (0, 2))$	H	H	A	A
$((1, 0), (1, 0))$	H	H	A	A
$((1, 0), (1, 1))$	H	A	A	A
$((1, 0), (2, 0))$	H	H	H	A
$((1, 1), (2, 0))$	H	H	A	A
$((2, 0), (0, 0))$	A	A	A	A
$((2, 0), (0, 1))$	H	A	A	A
$((2, 0), (0, 2))$	H	H	A	A
$((2, 0), (1, 0))$	H	A	A	A
$((2, 0), (1, 1))$	H	H	A	A
$((2, 0), (2, 0))$	H	H	A	A

Tabela A.2 - Política 2 do cenário 2 para cargas livres em ambos os sentidos

Carga $((n_{1H}, n_{2H}), (n_{1A}, n_{2A}))$	Ação			
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$	$a_{1-3}$	$a_{1-4}$
$((0, 0), (0, 1))$	A	A	A	A
$((0, 1), (0, 1))$	H	A	A	A
$((0, 1), (0, 2))$	H	H	H	A
$((0, 2), (0, 0))$	A	A	A	A
$((0, 2), (0, 1))$	A	A	A	A
$((0, 2), (0, 2))$	H	A	A	A
$((0, 0), (1, 0))$	H	H	A	A
$((0, 0), (1, 1))$	H	H	H	A
$((0, 1), (1, 0))$	H	A	A	A
$((0, 1), (1, 1))$	H	H	H	A
$((0, 2), (1, 0))$	A	A	A	A
$((0, 2), (1, 1))$	H	A	A	A
$((0, 0), (2, 0))$	H	H	H	A
$((0, 1), (2, 0))$	H	H	H	A
$((0, 2), (2, 0))$	H	A	A	A
$((1, 0), (0, 0))$	A	A	A	A
$((1, 0), (0, 1))$	H	A	A	A
$((1, 0), (0, 2))$	H	H	H	A
$((1, 1), (0, 0))$	A	A	A	A
$((1, 1), (0, 1))$	A	A	A	A
$((1, 1), (0, 2))$	H	A	A	A
$((1, 0), (1, 0))$	H	H	H	A
$((1, 1), (1, 0))$	A	A	A	A
$((1, 0), (2, 0))$	H	H	H	A
$((1, 1), (2, 0))$	H	A	A	A
$((2, 0), (0, 0))$	A	A	A	A
$((2, 0), (0, 1))$	A	A	A	A
$((2, 0), (0, 2))$	H	A	A	A
$((2, 0), (1, 0))$	A	A	A	A
$((2, 0), (1, 1))$	H	A	A	A
$((2, 0), (2, 0))$	H	A	A	A

Tabela A.3 - Política 3 do cenário 2 para cargas livres em ambos os sentidos

Carga $((n_{1H}, n_{2H}), (n_{1A}, n_{2A}))$	Ação			
	$a_{1-1}$	$a_{1-2}$	$a_{1-3}$	$a_{1-4}$
$((0, 0), (0, 0))$	H	H	H	A
$((0, 0), (0, 1))$	H	H	H	H
$((0, 0), (0, 2))$	H	H	H	H
$((0, 1), (0, 0))$	H	H	A	A
$((0, 1), (0, 1))$	H	H	H	A
$((0, 1), (0, 2))$	H	H	H	H
$((0, 2), (0, 0))$	H	A	H	H
$((0, 1), (1, 0))$	H	H	H	A
$((0, 1), (1, 1))$	H	H	H	H
$((0, 2), (1, 0))$	H	A	A	A
$((0, 2), (1, 1))$	H	H	H	A
$((0, 0), (2, 0))$	H	H	H	H
$((0, 1), (2, 0))$	H	H	H	H
$((0, 2), (2, 0))$	H	H	H	A
$((1, 0), (0, 0))$	H	H	A	A
$((1, 0), (0, 1))$	H	H	H	A
$((1, 0), (0, 2))$	H	H	H	H
$((1, 1), (0, 0))$	H	A	A	A
$((1, 1), (0, 1))$	H	A	A	A
$((1, 1), (0, 2))$	H	H	H	A
$((1, 0), (1, 0))$	H	H	H	A
$((1, 0), (1, 1))$	H	H	H	H
$((1, 1), (1, 0))$	H	A	A	A
$((1, 0), (2, 0))$	H	H	H	H
$((1, 1), (2, 0))$	H	H	A	A
$((2, 0), (0, 1))$	H	A	H	A
$((2, 0), (1, 0))$	H	A	A	A
$((2, 0), (1, 1))$	H	H	H	A
$((2, 0), (2, 0))$	H	H	H	A