

B

Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

**Suporte ao Tráfego Heterogêneo
pela Rede Óptica:
Habilidade de Sobrevivência**

Autor: Darli Augusto de Arruda Mello

Orientador: Prof. Dr. Helio Waldman

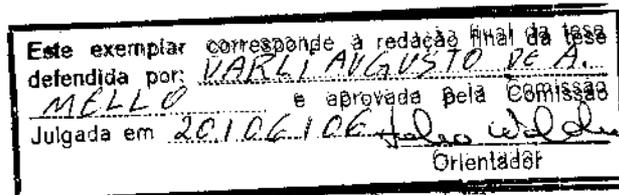
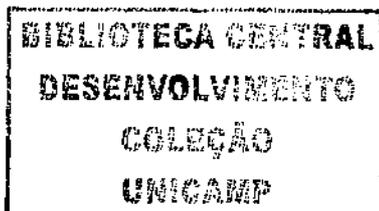
Tese de Doutorado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação como parte dos requisitos para obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica. Área de concentração: Telecomunicações e Telemática.

Banca Examinadora

Prof. Dr. Helio Waldman DECOM/FEEC/UNICAMP
Prof. Dr. Amílcar Careli César DEE/EESC/USP
Dr^a. Miriam Regina Xavier de Barros Fundação CPqD
Prof. Dr. Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte COPPE/UFRJ
Prof. Dr. Paulo Cardieri DECOM/FEEC/UNICAMP

20 de junho de 2006

Campinas, SP - Brasil



UNIDADE: BC
Nº CHAMADA T/UNICAMP
M489s
V _____ EX _____
TOMBO BC/ 20363
PROC 16.123-06
C _____ D X
PREÇO 11,00
DATA 16/06/06
Nº CPD _____

Bib ID 3893821

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA E ARQUITETURA - BAE - UNICAMP

M489s Mello, Darli Augusto de Arruda
Suporte ao tráfego heterogêneo pela rede óptica:
habilidade de sobrevivência / Darli Augusto de Arruda
Mello. --Campinas, SP: [s.n.], 2006.

Orientador: Helio Waldman
Tese (doutorado) - Universidade Estadual de Campinas,
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Comunicações óticas. 2. Comunicações óticas –
Confiabilidade (Engenharia). 3. Comunicações óticas –
Proteção. 4. Fibras óticas. I. Waldman, Helio. II.
Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Título em inglês: Support to heterogeneous traffic in optical networks: survivability
Palavras-chave em inglês: Protection and restoration, Reliability, Availability, SBPP,
DPP, Optical networks

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática.

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Amílcar Careli César, Otto Carlos Muniz Bandeira Duarte,
Miriam Regina Xavier de Barros, Paulo Cardieri

Data da defesa: 20/06/2006

Agradecimentos

Agradeço ao Prof. Helio Waldman a orientação competente e a convivência harmoniosa.

Aos meus pais Darly e Renée, e a meus irmãos Regina e José Augusto, o amor incondicional.

À minha querida Bia, o amor, o companheirismo, a amizade, o sorriso. A grande incentivadora deste projeto.

Ao Víctor, Conceição, Jorge e Bel, a família em Campinas.

Aos colegas do OptiNet cuja colaboração foi decisiva para a elaboração da tese, Jefferson Pelegrini, Gustavo Quitério, Rafael Ribeiro, Marcio Savasini e Gustavo Pavani. Ao Gustavo agradeço também o expertise técnico e a dedicação no ótimo funcionamento do laboratório.

Aos colegas do OptiNet, Divanilson Campelo, Agostinho Linhares, Karcus Assis, Iguatemi Fonseca, Filipe Lins, Renato Steiner e Raul Almeida Jr, o prazer da convivência amiga.

Aos colegas da Siemens Munique e da TUM, Dominic Schupke, Matthieu Clouqueur e Matthias Scheffel, a acolhida na Alemanha e a cooperação frutífera.

Aos professores Sérgio Novaes, Steven Low e Harvey Newman, o apoio na visita ao Caltech.

Aos colegas da organização dos *workshops* “Ciência e Tecnologia em Comunicações Ópticas”, em especial Andrés Rieznik e Paulo Dainese.

À FAPESP o suporte financeiro.

Resumo

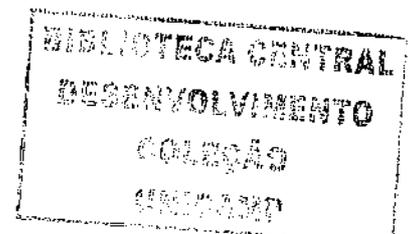
A tese propõe conceitos e ferramentas matemáticas para a alocação eficiente de conexões com habilidade de sobrevivência diferenciada. Utilizamos a *disponibilidade* como critério na escolha dos mecanismos de proteção e restauração que atuam no controle da habilidade de sobrevivência. Diante da carência de métodos de estimação de disponibilidade acurados, propusemos aproximações baseadas em um modelo markoviano. Obtivemos também limitantes à disponibilidade que permitem calcular erros de estimação. Desenvolvemos então um algoritmo para a alocação de conexões com disponibilidade garantida. Com ele verificamos, usando simulações, a aplicabilidade da proteção por compartilhamento de caminhos de reserva (SBPP) e da proteção de caminho dedicada (DPP) em redes de dimensões nacionais (rede italiana) e continentais (rede estadunidense). Em redes de dimensões nacionais a SBPP oferece ganhos de compartilhamento. Em redes de dimensões continentais a SBPP e a DPP mostraram-se inviáveis devido às restrições de disponibilidade. Por fim, sugerimos utilizar a distribuição da disponibilidade de intervalo e da duração de períodos de inoperância na formulação de contratos de níveis de serviço. Computamos a distribuição das duas métricas por métodos numéricos existentes, e analiticamente, respectivamente.

Palavras-chave: Proteção e Restauração, Confiabilidade, Disponibilidade, Habilidade de Sobrevivência, SBPP, DPP, Redes Ópticas.

Abstract

This thesis proposes concepts and mathematical formulations for the efficient allocation of connections with differentiated survivability. We use *availability* to found the choice of adequate protection or restoration mechanisms for survivability differentiation. Given a lack of accurate methods for availability estimation, we proposed approximations based on Markov models. We also derived bounds to the availability that allow to calculate estimation errors. We then developed an algorithm for allocating connections with guaranteed availability. It allowed us to verify the applicability of the shared backup path protection (SBPP) and dedicated path protection (DPP) schemes in networks of national (Italian network) and continental (American NSFNet) dimensions. In networks of national dimensions SBPP allows capacity gains. In networks of continental dimensions the use of both SBPP and DPP has shown to be impractical due to availability constraints. Finally, we suggested to employ the interval availability and outage duration distributions for the elaboration of service level agreements. We computed the distributions using existing numerical methods, and analytically, respectively.

Keywords: Protection and Restoration, Reliability, Availability, SBPP, DPP, Optical Networks.



Sumário

Resumo	i
Sumário	v
Lista de Figuras	ix
Lista de Tabelas	xi
Publicações Associadas à Tese	xiii
1 Introdução	1
2 Mecanismos de Proteção e Restauração em Redes Ópticas em Malha	5
2.1 As Diferenças entre Proteção e Restauração	6
2.2 Classificação em Enlace, Caminho e Sub-Caminho	8
2.3 Classificação da Proteção em Dedicada, Compartilhada e Dependente da Falha	10
2.4 Exemplos de Mecanismos de Proteção e Restauração	11
2.4.1 Proteção de Enlace (<i>Span Protection - SP</i>)	11
2.4.2 Proteção por Ciclos Pré-Configurados (<i>P-Cycles</i>)	11
2.4.3 Proteção de Caminho Dedicada (<i>Dedicated Path Protection - DPP</i>)	13
2.4.4 Proteção por Compartilhamento de Caminhos de Reserva (<i>Shared Backup Path Protection - SBPP</i>)	14
2.4.5 Proteção por Roteamento em Sub-Grafos (<i>Sub-Graph Routing Protection - SGRP</i>)	14
2.4.6 Proteção de Sub-Caminho Compartilhada (<i>Short Leap Shared Protection - SLSP</i>)	15
2.4.7 Restauração de Enlace - (<i>Span Restoration - SR</i>) e Restauração de Caminho (<i>Path Restoration - PR</i>)	16
3 A Disponibilidade como Critério na Reserva de Capacidade Alternativa	19
3.1 Fundamentos de Engenharia de Confiabilidade	21
3.1.1 Confiabilidade	21
3.1.2 Disponibilidade	23
3.1.3 Elemento com Taxa de Falha e Taxa de Reparo Constantes	24

3.1.4	Sistemas de Elementos com Taxa de Falha e Taxa de Reparo Constantes	26
3.1.4.1	Sistemas em Série	26
3.1.4.2	Sistemas em Paralelo	28
3.1.4.3	Sistemas Complexos	28
3.1.5	Failure in Time (FIT)	29
3.2	Disponibilidade de Conexões em Redes Ópticas	30
3.2.1	Incidência de Cortes em Fibras Ópticas	30
3.2.1.1	Taxa de Falha em Fibras Ópticas	31
3.2.2	Incidência de Falhas em Nós Ópticos	32
3.2.3	Cálculo da Disponibilidade de Conexões em Redes Ópticas	34
3.2.3.1	Disponibilidade de Conexões Desprotegidas	35
3.2.3.2	Disponibilidade de Conexões Protegidas pela DPP	35
3.2.3.3	Disponibilidade de Conexões Protegidas pela SBPP	35
4	Estimação da Disponibilidade de Conexões em Redes Ópticas em Malha	39
4.1	Motivação	39
4.2	Método Baseado em Cadeias de Markov	42
4.2.1	Cadeia de Markov Completa	43
4.2.2	Limitantes à Indisponibilidade de Conexões	45
4.2.3	Cadeia de Markov Simplificada para Redes de Dimensões Nacionais	50
4.2.4	Cadeia de Markov Simplificada para Redes de Dimensões Continentais	53
4.3	Método Baseado em Cadeias de Markov Aplicado à SBPP	55
4.3.1	Limitantes	57
4.3.2	Redes de Dimensões Nacionais	57
4.3.2.1	Cenário 1	59
4.3.2.2	Cenário 2	60
4.3.2.3	Cenário 3	61
4.3.3	Redes de Dimensões Continentais	65
4.3.3.1	Cenário 4	66
5	Diferenciação da Habilidade de Sobrevivência usando a SBPP e a DPP	69
5.1	Algoritmo para Alocação de Conexões com Garantia de Disponibilidade	71
5.1.1	Objetivo	72
5.1.2	Algoritmo	73
5.1.3	Complexidade Computacional	76
5.1.4	Ambiente de Simulação	76
5.2	Resultados das Simulações	79
6	Métricas para a Especificação de Contratos de Níveis de Serviço (SLAs)	85
6.1	Cálculo de Métricas para a Especificação de SLAs	89
6.1.1	Computação da Distribuição da Disponibilidade de Intervalo	89
6.1.2	Computação da Distribuição dos Períodos de Inoperância	89
6.1.3	Estudo de Caso	90

6.2	Novas Perspectivas	91
7	Conclusões	93
A	Topologias	97
B	Cálculo do Tempo Operacional Cumulativo	99
B.1	Uniformização	99
B.2	Algumas Propriedades de Processos Poissonianos	101
B.3	Cálculo do Tempo Operacional Cumulativo	102
C	Lista de Símbolos	105
D	Lista de Acrônimos	107
	Referências Bibliográficas	109

Lista de Figuras

2.1	Fibra, enlace, caminho e conexão.	6
2.2	Classificação dos mecanismos de proteção e restauração.	7
2.3	Domínio de atuação dos mecanismos de proteção e restauração.	9
2.4	Proteção de enlace (<i>span protection</i> - SP).	12
2.5	Proteção por ciclos pré-configurados (p-cycles).	13
2.6	Proteção de caminho dedicada (<i>dedicated path protection</i> - DPP).	14
2.7	Proteção por compartilhamento de caminhos de reserva (<i>shared backup path protection</i> - SBPP).	15
2.8	Proteção por roteamento em sub-grafos (<i>sub-graph routing protection</i> - SGRP).	16
2.9	Proteção de sub-caminho compartilhada (<i>short leap shared protection</i> - SLSP).	17
3.1	Diagrama de transição de um elemento com taxa de falha e reparo constantes.	26
3.2	Sistema em série.	27
3.3	Sistema em paralelo.	28
3.4	Arquitetura de <i>cross-connect</i> óptico transparente.	33
3.5	Componentes ópticos.	33
3.6	Penalidades na disponibilidade da conexão.	34
3.7	Compartilhamento de capacidade em SBPP.	36
4.1	Exemplo simples de compartilhamento e seu modelo de Markov.	40
4.2	Exemplo de superposição de caminhos de trabalho.	41
4.3	Estado central da cadeia de Markov do estado de falhas da rede.	44
4.4	Estado genérico da cadeia de Markov do estado de falhas da rede.	44
4.5	Estado correspondente a falha simples em fibra.	44
4.6	Probabilidade de ocorrência de falhas múltiplas em uma rede italiana.	51
4.7	Cadeia de Markov simplificada para redes de dimensões nacionais.	52
4.8	Probabilidade de ocorrência de falhas múltiplas em uma rede estadunidense (NSFNet).	54
4.9	Cadeia de Markov simplificada para redes de dimensões continentais.	54
4.10	Configuração do cenário 1.	58
4.11	Simulação do cenário 1.	62
4.12	Configuração do cenário 2.	63
4.13	Simulação do cenário 2.	63

4.14	Configuração do cenário 3.	64
4.15	Simulação do cenário 3.	64
4.16	Configuração do cenário 4.	66
4.17	Simulação do cenário 4.	67
5.1	Esquema SPAWG	73
5.2	Probabilidades de bloqueio para uma rede italiana.	78
5.3	M_{SG} para uma rede italiana.	79
5.4	Probabilidades de bloqueio para a rede estadunidense NSFNet.	81
5.5	M_{SG} para a rede estadunidense NSFNet.	82
6.1	Evolução da disponibilidade de intervalo.	88
6.2	Distribuição da disponibilidade de intervalo	92
6.3	Distribuição dos períodos de inoperância	92
A.1	Rede NSFNet.	98
A.2	Rede italiana.	98

Lista de Tabelas

3.1	Taxa de falha em fibras ópticas [SAF01]	31
3.2	Taxa de falha e MTTR em fibras por instalação [VCD+05]	32
3.3	Taxa de falha em componentes	33
5.1	Notação	72

Publicações Associadas à Tese

1. D. A. A. Mello, D. A. Schupke, e H. Waldman. A matrix-based approach to connection unavailability estimation in shared backup path protection. *IEEE Commun. Lett.*, vol. 9, no. 9, pp. 844-846, setembro de 2005.
2. D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, R. P. Ribeiro, D. A. Schupke, e H. Waldman. Dynamic provisioning of shared-backup path protected connections with guaranteed availability requirements. Em *IEEE/CreateNet Guaranteed Optical Service Provisioning Workshop (GOSP)*, Boston, EUA, outubro de 2005.
3. D. A. A. Mello, D. A. Schupke, M. Scheffel, e H. Waldman. Availability maps for connections in WDM optical networks. Em *Proc. 5th IEEE International Workshop on Design of Reliable Communication Networks (DRCN)*, Ischia, Itália, outubro de 2005.
4. D. A. A. Mello, G. S. Quitério, H. Waldman, e D. A. Schupke. Specification of SLA survivability requirements for optical path protected connections. Em *Proc. Optical Fiber Communications Conference (OFC)*, Anaheim, EUA, março 2006.
5. D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, M. S. Savasini, G. S. Pavani, e H. Waldman. Inter-arrival planning for sub-graph routing protection in WDM networks. Em José Neuman de Souza, Petre Dini, e Pascal Lorenz, editores, *ICT*, volume 3124 de *Lecture Notes in Computer Science*, páginas 328-335. Springer, 2004.
6. D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, M. S. Savasini, e H. Waldman. On-arrival planning for sub-graph routing protection in WDM networks. Em *IFIP Optical Networks and Technologies Conference (OpNeTec)*, Pisa, Itália, outubro de 2004.
7. M. S. Savasini, D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, e H. Waldman. Colorimento flexível de caminhos de proteção em redes ópticas WDM protegidas por sub-grafos. Em *XXI SBT*, Belém, Brasil, setembro de 2004.

Capítulo 1

Introdução

Este trabalho propõe conceitos e ferramentas matemáticas para que o tráfego heterogêneo que flui pelas redes ópticas possa ser dotado de habilidade de sobrevivência de maneira eficiente. Tráfego heterogêneo é aquele gerado por fontes de natureza diversa e cujos componentes precisam ser tratados pela rede individualmente. Esta é a principal motivação para os conceitos de qualidade de serviço em suas diversas variantes, como taxa de erro de bit, atraso e habilidade de sobrevivência [SGZ04]. Por habilidade de sobrevivência entende-se a competência de uma conexão para continuar operando durante e após a ocorrência de uma falha [MH03]. A habilidade de sobrevivência de uma conexão roteada na rede óptica pode ser controlada por mecanismos de proteção e restauração, que utilizam capacidade alternativa da rede para que a conexão possa contornar o local onde a falha ocorreu [RS02]. No caso da proteção a capacidade alternativa é reservada. De um modo geral existe uma relação direta entre a capacidade alternativa disponível e a habilidade de sobrevivência da conexão: quanto maior a capacidade alternativa, melhores as alternativas para que a conexão consiga se recuperar.

Até recentemente a pesquisa sobre proteção em redes ópticas buscava mecanismos que reservassem o mínimo de capacidade para proteger todo o tráfego contra falhas simples ou duplas nos enlaces da rede [CG02a]. Propuseram-se diversos mecanismos de proteção: proteção de enlace (*span protection* - SP) [RS02], proteção por ciclos pré-configurados (*pre-configured cycles* - p-cycles) [GS98], proteção de caminho dedicada (*dedicated path protection* -

DPP), proteção por compartilhamento de caminhos de reserva (*shared-backup path protection* - SBPP) [SR01] [DCG03], proteção por roteamento em sub-grafos (*sub-graph routing protection* - SGRP) [FS03], proteção de sub-caminho compartilhada (*short-leap shared protection* - SLSP) [HM02], dentre outros. Com a heterogeneização do tráfego procurou-se então adaptar os estudos anteriores para diferenciar a habilidade de sobrevivência de modo que algumas conexões eram protegidas contra determinados cenários de falhas (falhas simples, falhas duplas, por exemplo) [GS02][FT01]. Entretanto, a competência em sobreviver a cenários de falhas é uma métrica de pouco significado para o cliente da prestadora de serviços. A ocorrência de falhas em uma conexão está diretamente relacionada ao seu comprimento [SAF01]. Conseqüentemente, se para alguns clientes que dispõem de conexões curtas a proteção da conexão é dispensável, para outros clientes que dispõem de conexões mais longas a proteção contra falhas simples pode ser necessária. Uma métrica significativa é portanto a disponibilidade da conexão, que pode ser definida como a probabilidade média de um sistema estar operante em um intervalo de observação que tende ao infinito [Ebe97].

Este estudo propõe utilizar a disponibilidade da conexão como critério na reserva de capacidade alternativa para proteção. Ou seja, ele sugere que a disponibilidade seja empregada como subsídio à escolha de um dentre os vários mecanismos de proteção mencionados no parágrafo anterior. Esta abordagem depende de ferramentas matemáticas que permitam estimar a disponibilidade de uma conexão protegida. As ferramentas existentes na literatura recorriam a modificações empíricas aos mecanismos de estimação de disponibilidade de sistemas série/paralelo, de conhecimento geral [JH04] [HWZ⁺04] [APM⁺03]. Contudo, o emprego destas modificações produzia em alguns cenários desvios consideráveis nas estimativas. À vista da necessidade de métodos mais acurados, propõem-se aqui métodos de estimação da disponibilidade de conexões protegidas baseados em cadeias de Markov [MSW05]. Eles fogem às regras básicas dos sistemas série/paralelo, produzindo estimativas acuradas quando comparadas às oferecidas pelos outros métodos. Com o método de estimação da disponibili-

dade de conexões protegidas é possível verificar o desempenho dos mecanismos de proteção e restauração e escolher aquele que ofereça habilidade de sobrevivência adequada. Alocam-se conexões com disponibilidade garantida [MPR⁺05]. Concomitantemente à realização deste estudo, outros grupos abordaram o problema enfocando a proposição de heurísticas para a alocação de conexões com disponibilidade garantida e usando métodos de estimação de disponibilidade menos acurados [HWHM04] [ZZZM03]. Este trabalho estuda em profundidade a aplicabilidade dos mecanismos de proteção DPP e SBPP, fortes candidatos a predominarem nas futuras redes ópticas em malha, em redes realistas de dimensões diversas. As estimativas de disponibilidade fundamentam-se no métodos baseados em cadeias de Markov.

É interessante observar que o problema global de dotar o tráfego heterogêneo de habilidade de sobrevivência envolve variáveis econômicas. O conceito de eficiência para a operadora da rede pode significar a maximização do lucro, enquanto para o cliente é decisiva a relação entre preço e utilidade. Apesar de este estudo se ater às questões de engenharia, ele contém um ponto de vista mercadológico que abre perspectivas para trabalhos futuros [MQWS06]. Mencionou-se aqui a disponibilidade como critério na reserva de capacidade alternativa para proteção. Entretanto, nos contratos de nível de serviço (*service level agreements* - SLA) consta a disponibilidade de intervalo: a fração de um período de observação finito em que o sistema permanece operante [dSeSG86]. Neles constam também o preço do serviço e a penalidade aplicada no caso de a disponibilidade de intervalo mínima não ser alcançada [ZM04]. Os SLAs são normalmente firmados em janelas de tempo de um ano ou um mês, intervalo curto para que a disponibilidade de intervalo tenda à disponibilidade. Diante das penalidades, é de interesse da operadora e do cliente conhecer o risco de não-cumprimento do contrato. A distribuição da disponibilidade de intervalo pode ser obtida por métodos numéricos aplicados à cadeia de Markov utilizada para calcular a disponibilidade da conexão. Outra métrica que consta em SLAs é a duração máxima de um período de inoperância da conexão. Períodos de inoperância são eventos relativamente raros para uma conexão

protegida. Mas se eles ocorrerem é de interesse do cliente e da operadora saber por quanto tempo a conexão permanecerá indisponível. A distribuição dos períodos de inoperância deriva-se analiticamente da cadeia de Markov utilizada para calcular a disponibilidade de uma conexão.

O Capítulo 2 desta tese descreve alguns mecanismos básicos de proteção e restauração. O Capítulo 3 apresenta a disponibilidade da conexão como critério na reserva de capacidade alternativa para proteção. Ele descreve também os procedimentos para a estimação da disponibilidade usados na literatura. O Capítulo 4 propõe novos métodos baseados em cadeias de Markov para a estimação da disponibilidade de conexões protegidas em redes ópticas. Usando o método proposto no Capítulo 4, o Capítulo 5 verifica a aplicabilidade dos mecanismos SBPP e DPP em redes ópticas de dimensões variadas. O Capítulo 6 introduz a disponibilidade de intervalo e a duração dos períodos de inoperância como parâmetros na elaboração de SLAs e apresenta métodos para os calcular. Finalmente, o Capítulo 7 conclui este trabalho.

Capítulo 2

Mecanismos de Proteção e Restauração em Redes Ópticas em Malha

Mecanismos de proteção e restauração em redes de comunicações dotam o tráfego de *habilidade de sobrevivência*: a competência de uma conexão continuar operando durante e após a ocorrência de falhas. Este trabalho considera as peculiaridades da proteção e restauração de conexões roteadas em uma rede óptica em malha. Cabe aqui introduzir notações importantes ao trabalho. Denota-se *enlace óptico* uma unidade de comprimento de onda transportada por uma *fibra* entre dois nós adjacentes. Denota-se *caminho óptico* o conjunto de enlaces ópticos que provêem conectividade entre um nó fonte e nó um destino, como na Figura 2.1. As linhas contínua e tracejada correspondem a diferentes comprimentos de onda e ilustram a possibilidade de o caminho consistir de múltiplos comprimentos de onda. Isto é possível na presença de regeneradores opto-eletró-ópticos ou conversores de comprimento de onda. De outro modo os enlaces do caminho devem usar o mesmo comprimento de onda: é a chamada *restrição de continuidade de comprimento de onda*. O caminho óptico pode ser *transparente*

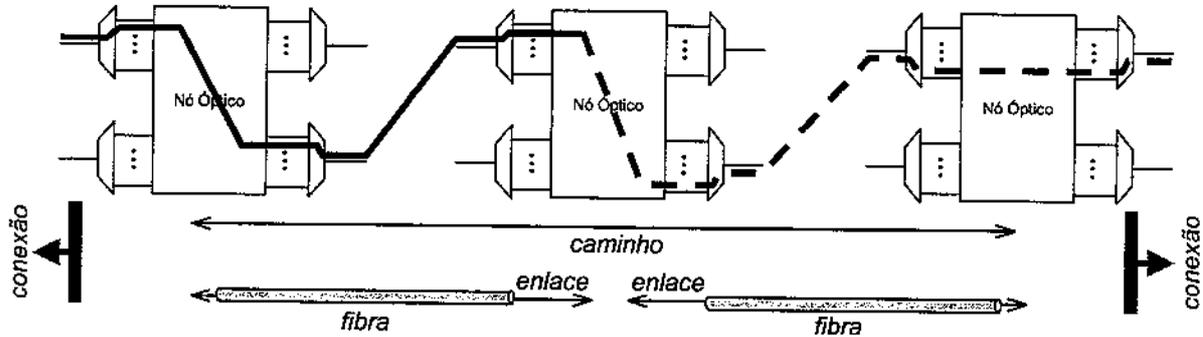


Figura 2.1: Fibra, enlace, caminho e conexão.

(livre de regeneração opto-eletro-óptica), *translúcido* (com regeneração esparsa em alguns nós) ou *opaco* (com regeneração em cada nó). Uma *conexão* é a presença de conectividade óptica entre dois nós, origem-destino. Se a conexão for desprotegida, qualquer falha de interrupção do caminho óptico original causa períodos de inoperância da conexão. Se a conexão for protegida, ela continua operante mesmo com falhas em seu caminho original, pois existem caminhos alternativos que garantem conectividade.

A classificação dos mecanismos de proteção e restauração é controversa, assim como a própria distinção entre proteção e restauração. Este trabalho adota a classificação proposta em [ZM04] estendida pela proteção de caminho dependente da falha, como na Figura 2.2. As próximas seções abordarão as particularidades de cada ramo da árvore de classificação.

2.1 As Diferenças entre Proteção e Restauração

A classificação dos mecanismos entre proteção e restauração tem sido abordada distintamente pela literatura. Para entendê-la são necessários os conceitos de *computação*, *reserva* e *configuração* da capacidade alternativa na rede. Capacidade alternativa é aquela utilizada pela conexão a partir de uma falha em seu caminho original. A *computação* é puramente lógica e define a capacidade alternativa a ser adotada em caso de falha. A *reserva* aloca esta

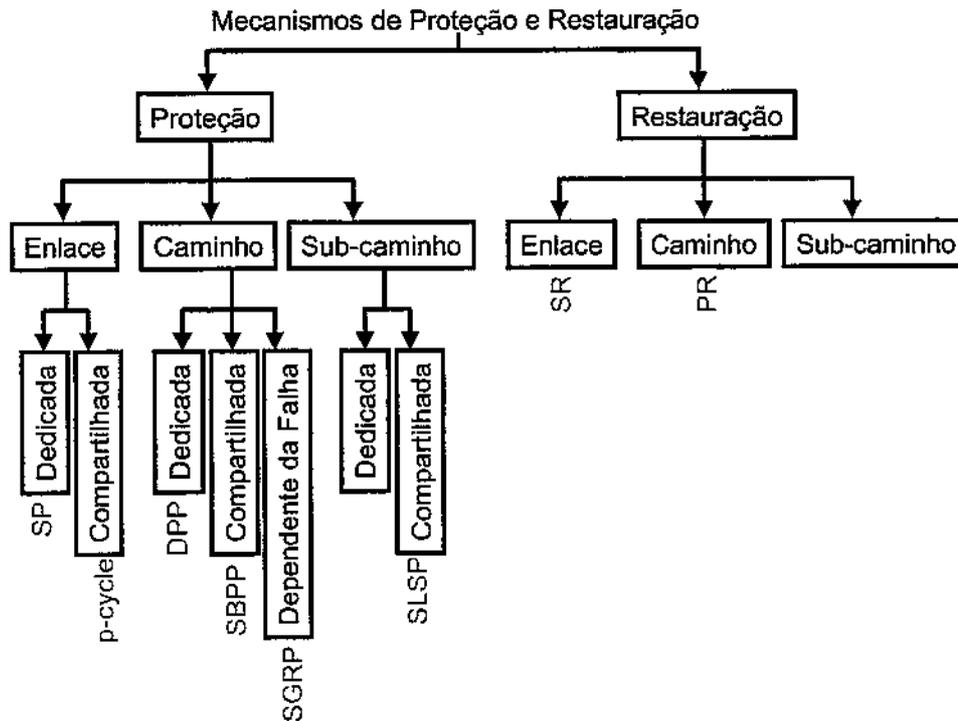


Figura 2.2: Classificação dos mecanismos de proteção e restauração.

capacidade alternativa e só permite que ela também seja utilizada por outras conexões em condições especiais de compartilhamento. A *configuração* atua nos nós da rede e estabelece o caminho físico para a transmissão. É interessante notar que a reserva precede a configuração, ou seja, se a capacidade é reservada ela ainda não foi configurada, mas se é configurada ela já foi reservada.

Este trabalho concorda com a referência [ZM04], que classifica como mecanismos de *proteção* aqueles em que a capacidade para o re-roteamento da conexão (enlaces ópticos) no caso da falha é pré-computada e pré-reservada ou pré-configurada; e mecanismos de *restauração* aqueles em que a capacidade para o re-roteamento da conexão é pós-computada e pós-configurada. Os mecanismos de proteção tendem a ter um tempo de recuperação mais curto, pois a capacidade alternativa já é conhecida antes da ocorrência da falha. Por conseguinte o intervalo de recuperação do tráfego exclui a dispendiosa fase de computação. Já

os mecanismos de restauração tendem a ser mais eficientes em capacidade, pois dispõem do estado da rede no momento da falha (enlaces ópticos disponíveis) para o cálculo da capacidade alternativa. Por outro lado, mecanismos de restauração não oferecem garantias de que haverá capacidade ociosa suficiente para recuperar as conexões afetadas.

Estas características, de conhecimento geral, levam algumas vezes a caracterizações excessivamente simplificadas dos algoritmos de proteção e restauração. Na verdade vários mecanismos emergentes misturam características de proteção e restauração. A proteção é conveniente por oferecer garantias contra alguns tipos de falhas (falhas simples em fibras, por exemplo). Já a restauração aplica um algoritmo *on-line* para encontrar a capacidade alternativa, independentemente do estado da rede. Estas propriedades motivaram o aparecimento de novos mecanismos que utilizam a proteção contra falha simples com restauração contra falhas de ordem superior. Outros mecanismos, conhecidos como restauração pré-planejada, recalculam a capacidade alternativa após a ocorrência de cada falha na rede, ou seja, são mecanismos de proteção em relação à falha que ainda está por vir, mas a computação ocorre “entre chegadas” [CG02a].

2.2 Classificação em Enlace, Caminho e Sub-Caminho

A classificação dos mecanismos entre proteção e restauração é essencialmente temporal, pois diz respeito aos momentos em que acontecem a computação, reserva e configuração da capacidade alternativa. Já a classificação dos mecanismos de proteção e restauração entre enlace, caminho e sub-caminho pode ser chamada de espacial, pois a distinção é baseada no domínio (conjunto de enlaces e elementos de rede) sob a ação do mecanismo. Nos *mecanismos de proteção e restauração de enlace*, a conexão segue um trajeto alternativo entre os nós adjacentes à falha nodal ou de enlace. O mecanismo age localmente, e o trajeto seguido pela conexão em nós ou enlaces não-adjacentes à falha permanece o mesmo. Esta ação local fa-

cilita a sinalização e a configuração do trajeto alternativo, tornando rápida a configuração do tráfego. Nos *mecanismos de proteção e restauração de caminho*, em caso de falha a conexão segue um caminho alternativo entre os nós origem-destino da conexão. O mecanismo age portanto globalmente utilizando a capacidade alternativa disponível na rede. A ação global faz com que o mecanismo seja eficiente em capacidade, mas tenha geralmente recuperação mais lenta que a proteção ou restauração de enlace. Existe claramente uma relação de compromisso entre a velocidade de recuperação e a eficiência em capacidade. Esta relação motivou a proposição dos *mecanismos de proteção ou restauração de sub-caminho*, que apresentam características intermediárias. O caminho original é dividido em sub-caminhos, e um trajeto alternativo é adotado entre os nós nas extremidades do sub-caminho. É interessante observar as situações limite na proteção de sub-caminho: caso o sub-caminho seja o caminho completo, tem-se a proteção de caminho; caso cada sub-caminho seja um enlace, tem-se a proteção de enlace.

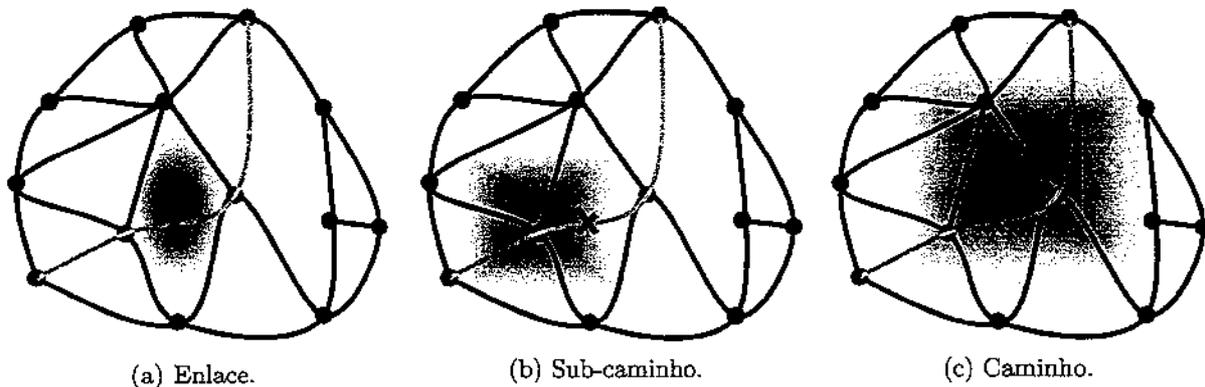


Figura 2.3: Domínio de atuação dos mecanismos de proteção e restauração.

Na Figura 2.3 as áreas sombreadas são os domínios envolvidos no processo de proteção ou restauração da conexão cinza, caso haja uma falha no enlace indicado. No mecanismo de proteção ou restauração de enlace provê-se um trajeto alternativo entre os nós adjacentes à falha, e portanto o domínio é localizado. No mecanismo de proteção ou restauração de sub-caminho o domínio é maior. Neste exemplo o sub-caminho afetado constitui-se de dois

enlaces. No mecanismo de proteção ou restauração de caminho o domínio é a própria rede, pois computa-se um caminho entre os nós fonte-destino da conexão.

2.3 Classificação da Proteção em Dedicada, Compartilhada e Dependente da Falha

Os itens anteriores mostraram que a classificação entre proteção e restauração é temporal, e que a sub-divisão entre enlace, caminho e sub-caminho é espacial. Já a distinção entre proteção dedicada, compartilhada e dependente da falha pode ser considerada relacional, pois se refere às relações de compartilhamento entre os caminhos de trabalho e proteção das conexões. A proteção dedicada e a compartilhada se aplicam aos três casos de classificação espacial (enlace, caminho e sub-caminho), mas a proteção dependente da falha só se aplica à de caminho. Na *proteção dedicada* o trajeto de proteção é disjunto dos trajetos de trabalho e proteção de todas as conexões ativas. O uso da palavra “trajeto”, e não “caminho”, se deve ao fato de que trajeto se refere à localização da capacidade alternativa utilizada para a proteção, que no caso da proteção de enlace ou sub-caminho não tem como extremidades os nós fonte-destino da conexão. Na *proteção compartilhada* o trajeto de proteção, também disjunto do trajeto de trabalho, pode não ser disjunto de outros trajetos de proteção, desde que certas condições sejam satisfeitas. Na *proteção dependente da falha* são reservados caminhos de proteção alternativos (recordando que a proteção dependente da falha só se aplica à proteção de caminho), que não são necessariamente disjuntos dos caminhos de trabalho e proteção das conexões roteadas na rede. O caminho de proteção a ser adotado depende do enlace que vier a falhar. A proteção dependente da falha é um mecanismo novo e que não aparece nas classificações tradicionais publicadas na literatura.

A principal vantagem da proteção compartilhada em comparação à dedicada é economizar recursos de rede. Mas esta eficiência em capacidade é alcançada às custas da habilidade de

sobrevivência das conexões. A proteção dependente da falha melhora ainda mais a eficiência no uso dos recursos. Tanto na proteção de caminho dedicada quanto na compartilhada os caminhos de proteção são disjuntos do caminho de trabalho. Na presença de falhas o tráfego é comutado para a capacidade de proteção. Afora o enlace que falhou, os outros enlaces ocupados pelo caminho de trabalho permanecem intactos, mas ociosos. A proteção dependente da falha aproveita estes enlaces para rotear o caminho de proteção, conceito conhecido como “*stub-release*”. Mas ela traz consigo prejuízos no tempo de recuperação do tráfego, pois envolve a sinalização do local da falha para que o caminho de proteção seja escolhido.

2.4 Exemplos de Mecanismos de Proteção e Restauração

Esta seção apresenta exemplos ilustrativos de mecanismos de proteção e restauração. Alguns destes mecanismos serão abordados com mais detalhes nos próximos capítulos.

2.4.1 Proteção de Enlace (*Span Protection - SP*)

A SP aloca a cada conexão um caminho de trabalho w e trajetos alternativos que conectam os nós adjacentes a cada enlace de w [Gro04][RSM03]. Na principal ilustração da Figura 2.4 a linha contínua representa o caminho de trabalho da conexão A-B, e a linha tracejada a capacidade alocada para proteção. As figuras menores ilustram o caminho adotado no caso de falha em diferentes enlaces. É importante observar que, em caso de falha, o caminho só não segue seu trajeto inicial entre os nós adjacentes à falha.

2.4.2 Proteção por Ciclos Pré-Configurados (P-Cycles)

Uma funcionalidade das redes em anel Synchronous Digital Hierarchy (SDH) implementadas nos anos 80 e 90 era o tempo de recuperação do tráfego, limitado em 60 ms. Topologias

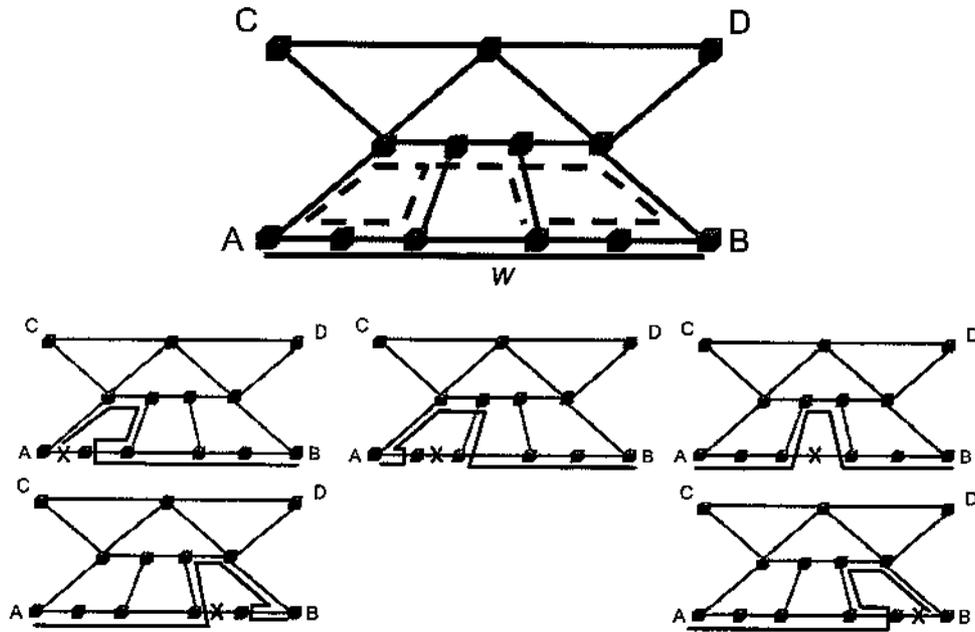


Figura 2.4: Proteção de enlace (*span protection - SP*).

em malha permitem que mais conexões compartilhem recursos de proteção, mas o tempo de recuperação é geralmente maior. A proteção por p-cycles foi concebida para conciliar a velocidade de recuperação das redes em anel à eficiência em capacidade dos mecanismos de proteção em malha. [GS98]. O p-cycle é um anel pré-configurado que protege enlaces de dois tipos. O primeiro tipo são enlaces de caminhos que atravessam fibras por onde passa o p-cycle (enlaces internos). Caso uma delas seja interrompida, os nós adjacentes à falha roteiam a conexão pelo arco do p-cycle que permaneceu intacto. O segundo tipo são enlaces de caminhos que atravessam fibras cujas extremidades estão conectadas a nós que fazem parte do p-cycle, mas não são atravessadas por ele (conhecidos na literatura por enlaces apoiados, em inglês "*straddling links*"). Em caso de falha a conexão é re-roteada para um dos arcos do p-cycle pelos nós adjacentes à falha. A eficiência em capacidade do mecanismo está no compartilhamento de recursos de proteção por enlaces internos e enlaces apoiados, estes inexistentes nas redes em anel. Na Figura 2.5 a linha tracejada representa um p-cycle, e as linhas sólidas representam dois caminhos de trabalho roteados na rede. Os enlaces de w_1

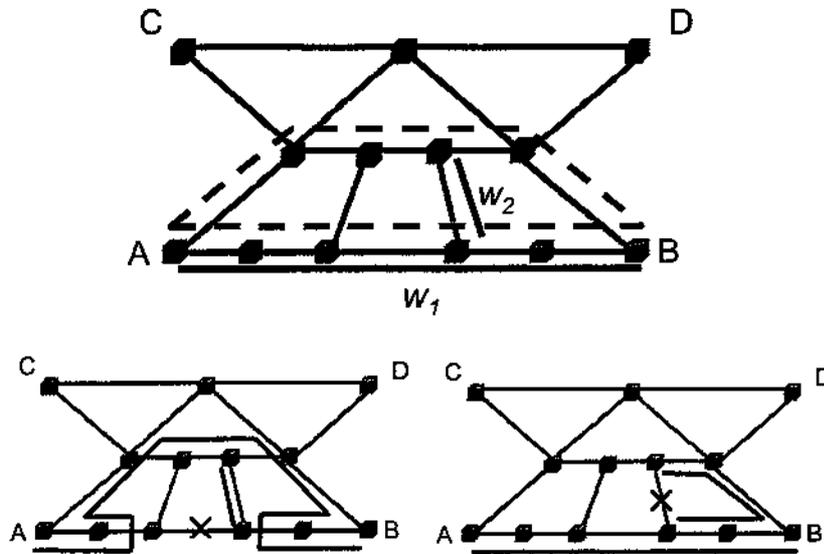


Figura 2.5: Proteção por ciclos pré-configurados (p-cycles).

são internos ao p-cycle e o enlace de w_2 é apoiado. As duas conexões são protegidas contra falhas simples de enlaces.

2.4.3 Proteção de Caminho Dedicada (*Dedicated Path Protection* - DPP)

A DPP aloca a cada conexão um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b , disjuntos e dedicados, como indicado na Figura 2.6. Ela pode ser 1+1 (diz-se um mais um) no caso de os caminhos de trabalho e proteção transportarem simultaneamente a mesma informação; ou 1:1 (diz-se um para um), no caso de o caminho de proteção só transportar dados de w depois de ele falhar. A primeira variante tem como vantagem o curtíssimo tempo de recuperação, que é gerada por chaveamento local junto ao receptor. A segunda é mais eficiente em capacidade, pois permite que os enlaces ópticos alocados para proteção sejam usados para o transporte de tráfego não-prioritário enquanto w estiver íntegro.

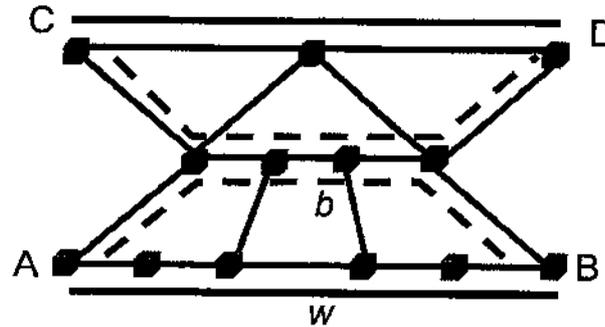


Figura 2.6: Proteção de caminho dedicada (*dedicated path protection* - DPP).

2.4.4 Proteção por Compartilhamento de Caminhos de Reserva (*Shared Backup Path Protection* - SBPP)

A SBPP é um dos mecanismos de proteção mais investigados na literatura [DCG03]. Pode-se dizer que ela se deriva naturalmente da DPP como uma alternativa eficiente em capacidade. A SBPP aloca a cada conexão um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b , que pode compartilhar capacidade com outros caminhos de proteção cujos caminhos de trabalho são disjuntos de w . Por disjuntos entendem-se caminhos que não percorrem enlaces comuns (note que os caminhos podem percorrer nós comuns). Esta condição para o compartilhamento é conhecida como restrição de grupo de enlaces com risco compartilhado (*shared risk link group constraint* - SRLG). Na figura 2.7 as conexões A-B e C-D compartilham capacidade de proteção (tracejada), o que economiza três enlaces em comparação à DPP, ilustrada na Figura 2.6.

2.4.5 Proteção por Roteamento em Sub-Grafos (*Sub-Graph Routing Protection* - SGRP)

A SGRP [FS03] é uma variante dos mecanismos de proteção de caminho dependentes da falha propostos recentemente [WMM][DFS03]. A topologia da rede é representada por um grafo

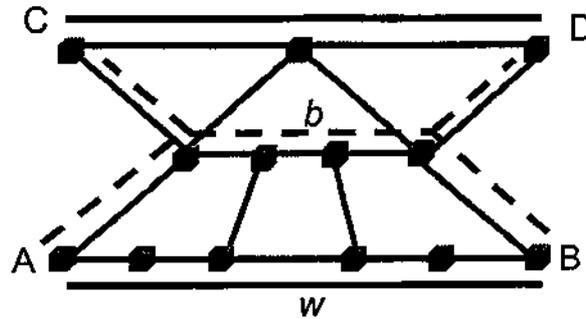


Figura 2.7: Proteção por compartilhamento de caminhos de reserva (*shared backup path protection* - SBPP).

não-orientado em que o conjunto de vértices representa os nós da rede, e o conjunto de arestas as fibras da rede. Uma falha simples em fibra é representada por um sub-grafo formado pelo grafo original sem a aresta correspondente à falha. São aceitas na rede as requisições que puderem ser roteadas em cada um dos sub-grafos e na rede base. Na ocorrência de uma falha, a rede incorpora o estado representado pelo sub-grafo correspondente. No exemplo da Figura 2.8 o caminho de trabalho w é representado pela linha contínua, e a capacidade alocada para proteção pela linha tracejada. Ele mostra também o caminho utilizado pela conexão em seis sub-grafos. É interessante observar que a proteção de caminho dedicada ou compartilhada não conseguiria proteger w , pois não há caminho disjunto entre os nós fonte-destino. Diversos mecanismos de alocação de rota e comprimento de onda (*routing and wavelength assignment* - RWA) em redes protegidas por sub-grafos encontram-se em [MPSW04][MPS⁺04][SMPW04].

2.4.6 Proteção de Sub-Caminho Compartilhada (*Short Leap Shared Protection* - SLSP)

A SLSP [MH03] divide o caminho de trabalho de cada conexão em segmentos de mesmo comprimento. Cada segmento possui um enlace comum a seus segmentos vizinhos, para proteção nodal. A SLSP aloca então trajetos de proteção conectando as extremidades de cada segmento. Trajetos de proteção podem compartilhar capacidade desde que seus segmentos de

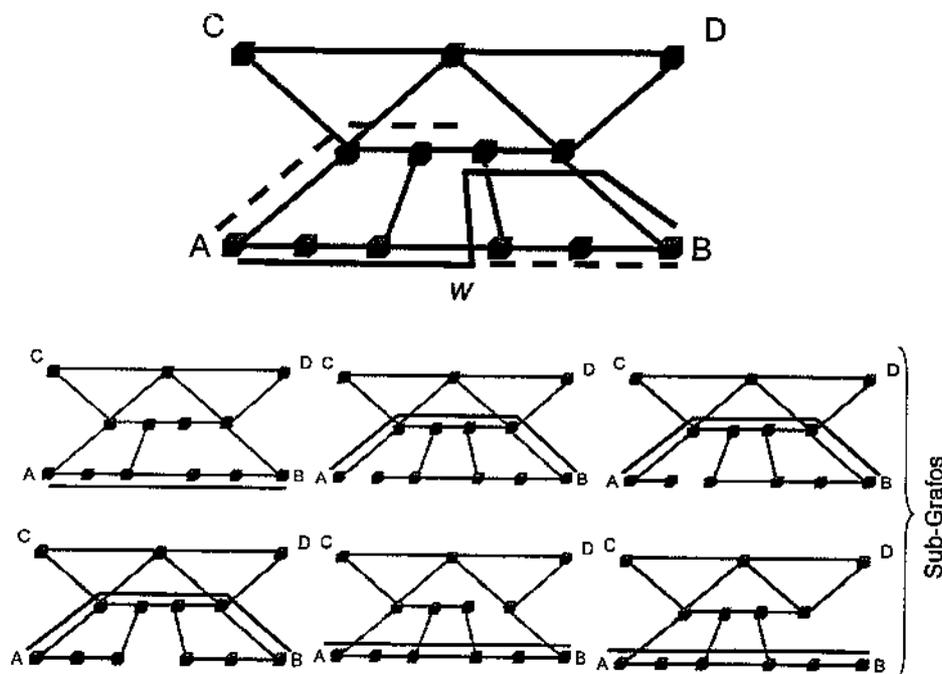


Figura 2.8: Proteção por roteamento em sub-grafos (*sub-graph routing protection - SGRP*).

trabalho correspondentes sejam disjuntos ou façam parte do mesmo caminho de trabalho. A Figura 2.9 traz um exemplo da SLSP. O caminho w representado pela linha sólida é dividido em dois segmentos, aos quais são associados domínios de proteção que alocam a capacidade representada pela linha tracejada. É interessante notar a superposição dos dois segmentos, característica da SLSP para a proteção contra falhas nos nós da extremidade dos segmentos.

2.4.7 Restauração de Enlace - (*Span Restoration - SR*) e Restauração de Caminho (*Path Restoration - PR*)

Como mencionado na Seção 2.1, nos mecanismos de restauração a capacidade para o roteamento da conexão é pós-computada e pós-configurada. Não há reserva de recursos. A SR calcula, após a falha, o menor trajeto entre os nós adjacentes à fibra que falhou. A PR

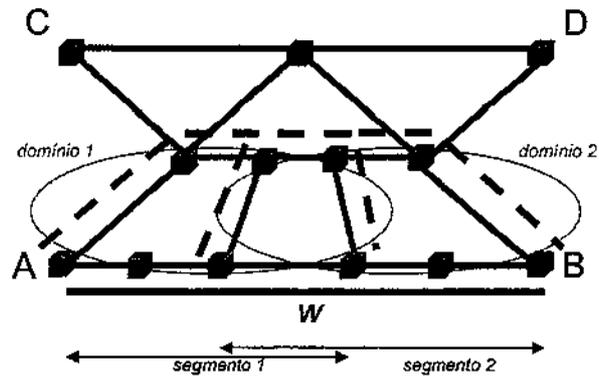


Figura 2.9: Proteção de sub-caminho compartilhada (*short leap shared protection - SLSP*).

calcula, após a falha, o menor caminho entre os nós origem-destino do caminho que passa pela fibra que falhou. Ela tende a ser eficiente em capacidade por utilizar a capacidade íntegra dos caminhos que falharam para o roteamento do novo caminho (conceito de “*stub-release*”, veja a Seção 2.3) [Gro04].

Capítulo 3

A Disponibilidade como Critério na Reserva de Capacidade Alternativa

A habilidade de sobrevivência de uma conexão roteada na rede óptica pode ser controlada por mecanismos de proteção e restauração. O capítulo anterior revisou os mecanismos básicos de proteção e restauração em redes ópticas em malha. Três variáveis são determinantes na avaliação do desempenho destes mecanismos: a capacidade alternativa utilizada, o tempo de recuperação do tráfego e a habilidade de sobrevivência. O uso de capacidade alternativa acarreta custos na aceitação de novas conexões. Em redes com tráfego dinâmico (em que conexões são estabelecidas dinamicamente e têm existência finita) seu impacto é quantificado pela probabilidade de bloqueio de novas requisições. O tempo de recuperação é o intervalo entre a ocorrência de uma falha e o restabelecimento do tráfego. Existe um consenso histórico de que o tempo de recuperação do tráfego em redes de núcleo deve permanecer abaixo dos 50 *ms*. Sua origem remonta aos sistemas digitais da década de setenta que exigiam tempos de recuperação abaixo dos 200 *ms*. Os 50 *ms* vêm sendo recentemente contestados, especialmente por operadoras de serviços para as quais 2 *s* seriam suficientes. Discussões acerca deste tema encontram-se em [Gro04]. A habilidade de sobrevivência é a competência

de uma conexão continuar operando durante e após a ocorrência de falhas. Este capítulo discute a disponibilidade como critério no controle da habilidade de sobrevivência de conexões por mecanismos de proteção e restauração.

Em redes ópticas, as conexões estão sujeitas a diversos tipos de falhas. O cenário em que a rede contém somente uma fibra interrompida é chamado de falha simples. O caso de duas fibras interrompidas é chamado de falha dupla. Dado um cenário de falhas, algumas conexões são interrompidas, mas uma parcela delas consegue sobreviver caso atuem mecanismos de proteção e restauração. Seja um cenário de falha em uma fibra i , por exemplo. Algumas conexões são interrompidas pela falha em i , mas uma fração $K_1(i)$ consegue ser recuperada. Outra métrica é K_1 , parcela de conexões que conseguem sobreviver a todos os cenários de falhas simples, chamada de recuperabilidade contra falhas simples [CG02a]. Inicialmente a pesquisa sobre mecanismos de proteção em redes em malha tinha como objetivo minimizar o uso de capacidade alternativa para $K_1 = 1$. Ou seja, a restrição de habilidade de sobrevivência era a competência de todas as conexões sobreviverem a falhas simples [MH03]. Trabalhos recentes, contudo, destacam a importância de falhas duplas em redes reais [SAF01]. Outros já abordam a proteção contra falhas duplas $K_2 = 1$ [HS03], apesar de o custo em capacidade em alguns casos triplicar [CG02b]. A Referência [CG02a] destaca que em redes projetadas para $K_1 = 1$ é possível obter $K_2 > 0,9$ usando restauração. Neste caso a proteção contra falhas duplas pode ser garantida a um grupo de conexões prioritárias. De fato, a *recuperabilidade* a cenários de falha é uma métrica de habilidade de sobrevivência importante. Entretanto a necessidade de se diferenciar serviços motiva o estudo de outras métricas. Isto porque a recuperabilidade faz pouco sentido a um cliente da rede que precisa escolher a classe de proteção ou restauração mais adequada. A ele não interessa o fato de a rede estar protegida contra falhas simples ou duplas, mas o funcionamento do serviço de conectividade. Neste contexto, a *disponibilidade* é um critério de diferenciação adequado. Para entendê-la melhor as próximas seções tratam de aspectos da engenharia de confiabilidade.

3.1 Fundamentos de Engenharia de Confiabilidade

Apesar de a análise da disponibilidade de serviços em redes ópticas em malha ser objeto de pesquisa atual, a engenharia de confiabilidade é uma área consolidada [CM83]. É adequado começar esta discussão pela própria definição de confiabilidade.

3.1.1 Confiabilidade

Confiabilidade é a probabilidade de um sistema funcionar durante um intervalo de tempo t [Ebe97]. Para representar matematicamente esta relação define-se a variável aleatória não negativa TTF: o tempo até a falha do sistema (*time to failure*). A função de confiabilidade $R(t)$ é então expressa como:

$$R(t) = Pr\{TTF \geq t\}, \quad (3.1)$$

em que $R(t) \geq 0$, $R(0) = 1$, e $\lim_{t \rightarrow \infty} R(t) = 0$. Pode-se também definir $F(t)$ como a probabilidade de um sistema falhar no intervalo t :

$$F(t) = 1 - R(t) = Pr\{TTF \leq t\}, \quad (3.2)$$

em que $F(0) = 0$, e $\lim_{t \rightarrow \infty} F(t) = 1$. Uma terceira função também pode ser definida:

$$f(t) = \frac{dF(t)}{dt} = -\frac{dR(t)}{dt}, \quad (3.3)$$

$f(t)$ é a função densidade de probabilidade (PDF) da distribuição de falhas. A probabilidade de que ocorra uma falha em um intervalo entre t e $t + \Delta t$ é:

$$Pr\{t \leq TTF \leq t + \Delta t\} = R(t) - R(t + \Delta t),$$

e a probabilidade condicional de que ocorra uma falha neste intervalo, dado que o sistema sobreviveu até o instante t é:

$$Pr\{t \leq TTF \leq t + \Delta t \mid TTF \geq t\} = \frac{R(t) - R(t + \Delta t)}{R(t)}.$$

Portanto,

$$\frac{R(t) - R(t + \Delta t)}{R(t)\Delta t}$$

é a probabilidade condicional de falhas por unidade de tempo. Seja

$$\lambda(t) = \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{-[R(t + \Delta t) - R(t)]}{\Delta t} \cdot \frac{1}{R(t)} = \frac{-dR(t)}{dt} \cdot \frac{1}{R(t)} = \frac{f(t)}{R(t)}, \quad (3.4)$$

$\lambda(t)$ é conhecida como função de taxa de falha.

Muitas vezes é mais simples obter a função de confiabilidade a partir da função de taxa de falha. Manipulando-se a Equação 3.4 é possível mostrar que:

$$R(t) = \exp \left[- \int_0^t \lambda(t') dt' \right]. \quad (3.5)$$

As quatro funções aqui definidas ($R(t)$, $F(t)$, $f(t)$ e $\lambda(t)$) constituem a base da engenharia de confiabilidade. Um valor essencial é o tempo médio até a falha (MTTF):

$$MTTF = E(TTF) = \int_0^\infty t f(t) dt. \quad (3.6)$$

O MTTF é a esperança do tempo até a falha. É também possível obter o MTTF como função de $R(t)$:

$$MTTF = \int_0^\infty t f(t) dt = \int_0^\infty -\frac{dR(t)}{dt} t dt,$$

integrando a equação acima por partes obtém-se:

$$MTTF = \int_0^{\infty} R(t)dt. \quad (3.7)$$

3.1.2 Disponibilidade

A seção anterior tratou de funções associadas à confiabilidade. A confiabilidade refere-se à probabilidade de que o sistema não falhe em um intervalo de tempo (importante, por exemplo, na determinação do tempo de vida de um satélite, que possui uma missão a cumprir e não pode ser reparado). Em sistemas passíveis de reparo (como redes de comunicações), contudo, a *disponibilidade* é uma métrica apropriada. Ela descreve o comportamento de um sistema cujo estado alterna-se entre períodos “operantes” e “inoperantes”. Existem diversas definições para a disponibilidade. Este trabalho adota as seguintes:

1. **Disponibilidade Instantânea $A(t)$** : é a probabilidade de um sistema estar operante em um instante t [Ebe97].
2. **Disponibilidade Média de Intervalo $AA(IT)$** : é a probabilidade média de um sistema estar operante em um intervalo $[0, IT]$ [Ebe97]:

$$AA(IT) = (1/IT) \int_0^{IT} A(t)dt. \quad (3.8)$$

3. **Disponibilidade Assintótica (ou apenas Disponibilidade) A** : é a probabilidade média de um sistema estar operante em um intervalo de observação que tende ao infinito. Em termos matemáticos [Ebe97]:

$$A = \lim_{IT \rightarrow \infty} AA(IT). \quad (3.9)$$

Outra grandeza importante é a indisponibilidade U , definida como:

$$U = 1 - A. \quad (3.10)$$

4. **Disponibilidade de Intervalo $I_{AV}(IT)$:** é a fração de um período de observação finito de duração $[0, IT]$ em que o sistema permanece operante [RS95]:

$$I_{AV}(IT) = \frac{O(IT)}{IT}, \quad (3.11)$$

em que $O(IT)$ é o tempo total em que o sistema permanece operante durante $[0, IT]$. Diferentemente das definições anteriores, a disponibilidade de intervalo não é uma probabilidade, mas uma variável aleatória.

3.1.3 Elemento com Taxa de Falha e Taxa de Reparo Constantes

Na Equação 3.4 a taxa de falha de um sistema depende do tempo. Esta dependência é especialmente importante considerando-se falhas intrínsecas ao sistema, como aquelas decorrentes de envelhecimento. É notória a chamada curva de banheira. Nela é alta a taxa de falha de um sistema (até de uma pessoa!) em um estágio inicial de mortalidade infantil. Ela então se estabiliza em uma fase posterior de vida útil com taxa de falha quase constante. Por fim, a taxa de falha aumenta em uma última fase de velhice. Em redes ópticas as falhas mais comuns são fibras rompidas. Tais rupturas devem-se a razões extrínsecas ao sistema, como escavações, quedas de árvores e ação de animais roedores. Nestes casos a taxa de falha nas fibras praticamente independe do tempo, afinal, o envelhecimento das fibras tem influência desprezível.

Em elementos sujeitos a falhas extrínsecas, é muitas vezes razoável assumir que a taxa de falha independe do tempo, ou seja, $\lambda(t) = \lambda, t \geq 0$. Neste caso:

$$R(t) = \exp \left[- \int_0^t \lambda dt' \right] = e^{-\lambda t}, t \geq 0, \quad (3.12)$$

e portanto:

$$f(t) = - \frac{dR(t)}{dt} = \lambda e^{-\lambda t}. \quad (3.13)$$

Finalmente obtém-se o tempo médio até a falha em um elemento com taxa de falha constante:

$$MTTF = \int_0^{\infty} e^{-\lambda t} dt = \frac{1}{\lambda}. \quad (3.14)$$

Assumindo o elemento passível de reparo, e com taxa de reparo constante, torna-se simples o cálculo de sua disponibilidade. A Referência [Lew87] na página 269 afirma que “apesar de a distribuição exponencial algumas vezes não refletir os detalhes da distribuição real do tempo de reparo, ela oferece uma aproximação razoável para a predição da disponibilidade, que tende a depender mais do MTTR que dos detalhes da distribuição.” Deste modo, analogamente à expressão 3.14:

$$MTTR = \frac{1}{\mu}, \quad (3.15)$$

em que o MTTR é o tempo médio até o reparo, e μ a taxa de reparo. Outra grandeza freqüentemente empregada na indústria é o tempo médio entre falhas MTBF:

$$MTBF = MTTF + MTTR. \quad (3.16)$$

Considere um sistema assumindo dois estados: operante (estado 1) e inoperante (estado 2, sob reparo). A Figura 3.1 traz o diagrama de transição de um elemento com taxa de falha e reparo constantes (λ e μ , respectivamente). Tratando o processo de falha e reparo como markoviano, é possível obter a probabilidade de que o sistema esteja no estado 1 em um

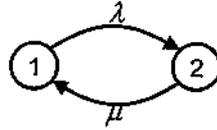


Figura 3.1: Diagrama de transição de um elemento com taxa de falha e reparo constantes.

instante t , que é justamente a disponibilidade instantânea do sistema [Ebe97]:

$$P_1(t) = A(t) = \frac{\mu}{\lambda + \mu} + \frac{\lambda}{\lambda + \mu} e^{-(\lambda + \mu)t}. \quad (3.17)$$

Aplicando $A(t)$ nas Equações 3.8 e 3.9 obtém-se:

$$A = \frac{\mu}{\lambda + \mu} = \frac{MTTF}{MTTF + MTTR}. \quad (3.18)$$

A Equação 3.18 é clássica na engenharia de confiabilidade.

3.1.4 Sistemas de Elementos com Taxa de Falha e Taxa de Reparo Constantes

Os próximos itens apresentam métodos para o cálculo da disponibilidade assintótica (ou apenas disponibilidade) de sistemas formados por elementos independentes que possuem taxa de falha e taxa de reparo constantes.

3.1.4.1 Sistemas em Série

Um sistema em série somente funciona se todos os seus n elementos estiverem operando (veja a Figura 3.2), de tal modo que:

$$A_s = \prod_{i=1}^n A_{E_i}, \quad (3.19)$$

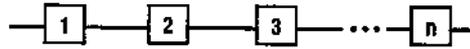


Figura 3.2: Sistema em série.

em que A_s é a disponibilidade do sistema em série, e A_{E_l} é a disponibilidade do elemento E_l . A indisponibilidade do sistema U_s é por sua vez calculada como:

$$U_s = 1 - \prod_{l=1}^n A_{E_l} = 1 - \prod_{l=1}^n (1 - U_{E_l}), \quad (3.20)$$

em que U_{E_l} é a indisponibilidade do elemento E_l . Uma aproximação comum é obter a indisponibilidade do sistema em série U_s pela adição das indisponibilidades dos elementos constituintes:

$$U_s \approx \sum_{l=1}^n U_{E_l}. \quad (3.21)$$

Para entender a aproximação na Equação 3.21, considere o exemplo de um sistema em série com dois elementos:

$$A_s = A_{E_1} A_{E_2}$$

$$U_s = 1 - A_s = 1 - (1 - U_{E_1})(1 - U_{E_2}) = U_{E_1} + U_{E_2} - U_{E_1} U_{E_2} \approx U_{E_1} + U_{E_2}.$$

Na equação acima a aproximação faz $U_{E_1} U_{E_2} \approx 0$. Do mesmo modo, na Equação 3.21 a contribuição dos termos multiplicativos cruzados é aproximada por zero. Como em engenharia de confiabilidade os valores de indisponibilidade são muito pequenos, o erro introduzido pela aproximação é geralmente desprezível [Gro04].

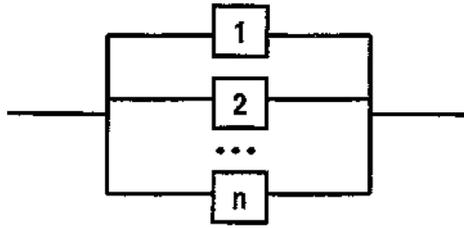


Figura 3.3: Sistema em paralelo.

3.1.4.2 Sistemas em Paralelo

Um sistema em paralelo funciona se ao menos um de seus n elementos constituintes estiver operando (veja a Figura 3.3), de tal modo que:

$$A_p = 1 - \prod_{l=1}^n (1 - A_{E_l}), \quad (3.22)$$

em que A_p é a disponibilidade do sistema em paralelo. A indisponibilidade do sistema U_p é por sua vez calculada como:

$$U_p = \prod_{l=1}^n U_{E_l}. \quad (3.23)$$

3.1.4.3 Sistemas Complexos

Alguns sistemas complexos não seguem configurações em série ou paralelo. Nestes casos emprega-se a análise por cadeias de Markov. Nelas o sistema pode ocupar um conjunto de estados, finito ou infinito enumerável. A evolução futura do processo, uma vez em um estado determinado, depende somente do estado atual, e não de como o sistema chegou a este estado [PP02]. Sistemas formados por elementos com taxa de falha e taxa de reparo constantes podem ser modelados por cadeias com estas características. Pode-se determinar uma equação de equilíbrio para cada estado e da cadeia [Ebe97]:

$$\sum_{l \neq e} q_{le} \pi_l = \pi_e \sum_{l \neq e} q_{el}, \quad (3.24)$$

em que q_{le} é a taxa de transição do estado l ao estado e , e π_l é a probabilidade de o sistema estar no estado l no equilíbrio. Para se obter π_l resolve-se o sistema de equações formado pelas equações de equilíbrio de cada um dos estados da cadeia, acrescido da condição de normalização (as equações de equilíbrio são linearmente dependentes):

$$\sum_l \pi_l = 1. \quad (3.25)$$

Este sistema de equações pode ser reformulado para uma solução matricial adequada a cálculos computacionais. Uma vez resolvidas as probabilidades de equilíbrio π_l , a disponibilidade do sistema é obtida pela soma das probabilidades correspondentes aos estados em que o sistema é operante.

3.1.5 Failure in Time (FIT)

A FIT é uma unidade de taxa de falha utilizada internacionalmente. Ela corresponde a uma falha em 10^9 h. Seguindo a Equação 3.14:

$$MTTF_{E_i} = \frac{1}{\lambda_{E_i}} = \frac{10^9}{FIT_{E_i}}, \quad (3.26)$$

em que FIT_{E_i} é a taxa de falha do elemento E_i em FIT. A indisponibilidade de um elemento E_i pode ser aproximada por [Gro04]:

$$U_{E_i} = \frac{MTTR_{E_i}}{MTTF_{E_i} + MTTR_{E_i}} \approx \frac{MTTR_{E_i}}{MTTF_{E_i}} = \frac{MTTR_{E_i} \cdot FIT_{E_i}}{10^9}.$$

Retomando a equação 3.21 para a indisponibilidade de um sistema de n elementos em série e assumindo o mesmo MTTR para todos os elementos:

$$U_s \approx \sum_{l=1}^n U_{E_l} \approx \frac{MTTR_{E_l}}{10^9} \sum_{l=1}^n FIT_{E_l}. \quad (3.27)$$

A Equação 3.27 é conveniente no cálculo da confiabilidade de sistemas formados por elementos em série com o mesmo MTTR.

3.2 Disponibilidade de Conexões em Redes Ópticas

A seção anterior enfatizou o cálculo da disponibilidade de sistemas formados por elementos com taxa de falha e taxa de reparo constantes. Com efeito, redes ópticas têm sido modeladas como tais sistemas. Seus elementos são fibras ópticas e nós ópticos, que por sua vez são sistemas de componentes ópticos. Esta seção se concentra nas falhas ocorridas em fibras ópticas (ou mais precisamente cabos ópticos) e negligencia falhas nodais. Falhas em componentes ópticos são freqüentemente desprezadas por várias razões. Componentes ópticos podem ser sempre protegidos por redundância. A Referência [Gro04] tece na página 105 as seguintes considerações: “a freqüência de ocorrência de cabos partidos é centenas a milhares de vezes maior que os relatos de falhas em nós da camada de transporte, o que ajuda a explicar por que o projeto da habilidade de sobrevivência da rede é primordialmente dirigido a falhas de enlaces por fibras partidas.” A relação entre falhas de fibras e componentes ópticos é estudada com detalhes em [MSSW05].

3.2.1 Incidência de Cortes em Fibras Ópticas

Cortes em fibras ópticas são eventos corriqueiros em redes de núcleo. A Referência [Cra93] traz o resultado de uma pesquisa ampla requisitada pelo órgão regulador americano (*Federal Communications Commission – FCC*) em seu território entre março de 1992 e fevereiro de 1993. Nela 160 cortes em fibra foram considerados. Escavações aparecem como as principais causas (58,1%); seguidas por veículos, que freqüentemente se chocam contra postes suportando cabos ópticos (7,5%); falha humana, como o corte de uma fibra errada (6,9%); derretimento de fibras por dissipação de energia em linhas de alta potência (4,4%); e ação

Tabela 3.1: Taxa de falha em fibras ópticas [SAF01]

Taxa de Falha/km [FIT/km]	Fonte
114	Relatório final do projeto europeu COST
200	Média de operadoras europeias do projeto FIRST
310	Operadora americana Bellcore

de animais roedores (3,8%). As demais causas incluem sabotagem, fogo, armas de fogo, inundações, quedas de árvores e outros.

3.2.1.1 Taxa de Falha em Fibras Ópticas

A ocorrência das falhas em fibras é quantificada pela taxa de falha. Ela varia de acordo com a localização geográfica da fibra (metropolitana, rural), a instalação (aérea, submarina, enterrada), e o seu comprimento. A taxa de falha é dada normalmente em FIT/km . Vale notar que a taxa de reparo usualmente não é função do comprimento da fibra. Quanto mais longa a fibra, maior a probabilidade de que ela falhe, mas a taxa de reparo pode ser mantida constante pela alocação de diversas equipes de reparo em sua extensão. A Tabela 3.1 apresenta três valores de taxa de falha compilados pela Referência [SAF01]. Um estudo de caso ajuda a compreender estes números. Tomando o primeiro valor como referência (melhor caso), um caminho óptico de $1000\ km$ é atingido por aproximadamente $114 \cdot 1000 / 10^9 = 1,14 \cdot 10^{-4}$ falhas por hora, o que significa 1 falha por ano. Assim como em [SAF01], desprezam-se aqui as falhas em amplificadores de linha. A taxa de falhas de amplificadores varia bastante na literatura. É consenso que a taxa de falha de amplificadores de linha é consideravelmente inferior à incidência de falhas extrínsecas no enlace, assim como o tempo de reparo.

A Referência [VCD⁺05] compara os valores de taxa de falha e tempo médio de reparo entre fibras aéreas, enterradas e submarinas. Os resultados encontram-se na Tabela 3.2. As fibras aéreas são as menos confiáveis, mas seu reparo é mais rápido. As fibras submarinas apresentam características opostas. Já as enterradas têm valores intermediários.

Tabela 3.2: Taxa de falha e MTTR em fibras por instalação [VCD⁺05]

Instalação	Taxa de Falha/km [FIT/km]	MTTR [h]
Aérea	5714	6
Enterrada	380	12
Submarina	22	540

3.2.2 Incidência de Falhas em Nós Ópticos

Falhas em componentes ópticos são freqüentemente desprezadas na literatura [JH04][ZZM03]. Uma razão é a possibilidade de controlar a disponibilidade de sistemas ópticos por redundância interna. Contudo, redundância interna é cara. Existe hoje um debate emergente que compara a disponibilidade de arquiteturas transparentes (sem conversão OEO) e opacas (com conversão OEO) [MSSW05]. Esta seção quantifica abaixo, de modo ilustrativo, a incidência de falhas na arquitetura de *cross-connect* óptico (OXC) transparente mostrada na Figura 3.4. O OXC em questão tem grau três: comuta canais de três fibras com quarenta comprimentos de onda cada. Na arquitetura seletiva em comprimento de onda (*wavelength selective* - WS) a restrição de continuidade de comprimento de onda torna possível reduzir a complexidade do mecanismo de comutação. O mecanismo de comutação não precisa prover habilidade de comutação de qualquer porta de entrada para qualquer porta de saída. A arquitetura aloca então uma matriz de comutação para cada comprimento de onda [TZT03][TZT04]. Cada matriz de comutação tem seis portas de entrada e seis portas de saída para permitir que qualquer canal seja adicionado ou derivado. O OXC WS usa os componentes da Figura 3.5, cujas taxas de falha encontram-se na Tabela 3.3 [MSSW05].

Um caminho óptico que passa pelo OXC da Figura 3.4 é sujeito a uma de três operações: inserção, derivação ou passagem. Na inserção o OXC é o nó origem do caminho óptico. Na derivação o OXC é o nó destino do caminho óptico. Na passagem o caminho óptico é apenas roteado pelo OXC. Cada uma dessas operações imprime uma penalidade à disponibilidade do caminho. As penalidades podem ser calculadas usando as fórmulas da disponibilidade

Tabela 3.3: Taxa de falha em componentes

Componente	Símbolo	Taxa de Falha [FIT]
MUX/DEMUX	MUX	1000
EDFA	EDFA	2850
Chave Óptica	OSW	252
Transmissor	Tx	186
Receptor	Rx	70

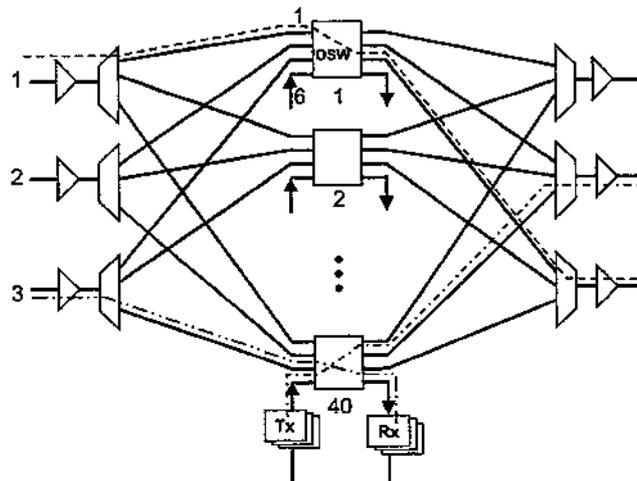


Figura 3.4: Arquitetura de *cross-connect* óptico transparente. Operações de passagem (linha tracejada), inserção (linha tracejada e pontilhada simples) e derivação (linha tracejada e pontilhada dupla).

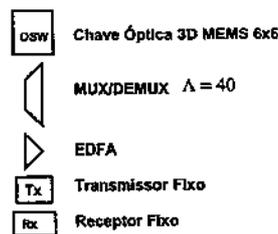


Figura 3.5: Componentes ópticos.

para sistemas em série aplicadas aos diagramas de bloco da Figura 3.6.

A taxa de falha de cada umas das operações é a seguinte:

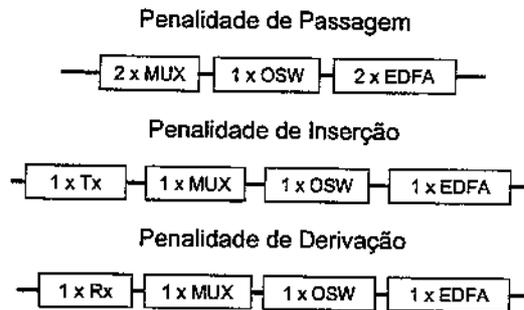


Figura 3.6: Diagramas de bloco para o cálculo das penalidades na disponibilidade da conexão.

Inserção	4288 FIT
Derivação	4172 FIT
Passagem	7952 FIT

Vale ressaltar que os valores acima ilustram apenas uma dentre muitas arquiteturas. Ainda, as taxas de falha são muitas vezes informações sigilosas de fabricantes e difíceis de serem encontradas na literatura.

3.2.3 Cálculo da Disponibilidade de Conexões em Redes Ópticas

A Seção 3.1 discorreu sobre os fundamentos da engenharia de confiabilidade. Eles formam o ferramental para o cálculo da disponibilidade de conexões em redes ópticas. Os próximos itens discutem o cálculo da disponibilidade de conexões – desprotegidas, ou protegidas pela DPP ou SBPP – em redes ópticas em malha. Enquanto o cálculo da disponibilidade de conexões desprotegidas ou protegidas pela DPP é trivial e usa as Equações 3.19 e 3.22, o cálculo da disponibilidade de conexões protegidas pela SBPP não pode ser modelado usando as relações de sistemas em série ou paralelo.

Seja $MTTR_{F_i}$ e $MTTF_{F_i}$ o tempo médio de reparo e o tempo médio até a falha de uma

fibra F_i . A disponibilidade de F_i é calculada pela Equação 3.18:

$$A_{F_i} = \frac{MTTF_{F_i}}{MTTF_{F_i} + MTTR_{F_i}}. \quad (3.28)$$

3.2.3.1 Disponibilidade de Conexões Desprotegidas

Seja w o caminho de trabalho de uma conexão desprotegida c . Seja f_w o conjunto de fibras pelas quais passa w . Dada a Equação 3.19 da disponibilidade de um sistema em série, pode-se calcular a disponibilidade A_c de c :

$$A_c = \prod_{F_i \in f_w} A_{F_i}. \quad (3.29)$$

3.2.3.2 Disponibilidade de Conexões Protegidas pela DPP

A DPP aloca a cada conexão um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b disjuntos e dedicados. Sejam f_w e f_b os conjuntos de fibras pelas quais passa w e b , respectivamente. Dadas as Equações 3.19 e 3.22 da disponibilidade de sistemas em série e paralelo, pode-se calcular a disponibilidade A_{cDPP} de c . O sistema é na verdade o paralelo de dois caminhos formados por fibras em série:

$$A_{cDPP} = 1 - \left(1 - \prod_{F_i \in f_w} A_{F_i}\right) \left(1 - \prod_{F_i \in f_b} A_{F_i}\right). \quad (3.30)$$

3.2.3.3 Disponibilidade de Conexões Protegidas pela SBPP

Conexões protegidas pela SBPP não podem ser modeladas por sistemas em série ou paralelo. O caso da Figura 3.7 ajuda a ilustrar o problema. Nele um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b disjuntos são alocados a uma conexão c . Além dela, duas outras conexões estão presentes na rede. Na SBPP caminhos de proteção podem compartilhar capacidade desde que os caminhos de trabalho correspondentes não passem pela mesma fibra

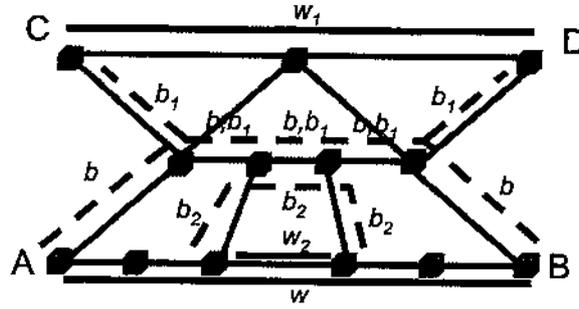


Figura 3.7: Compartilhamento de capacidade em SBPP.

(restrição SRLG). Logo, b pode compartilhar capacidade com b_1 , mas não com b_2 , pois w e w_2 têm um enlace comum.

O objetivo aqui é determinar a disponibilidade A_{CSBPP} de c . O sistema não pode ser modelado como um sistema em série e paralelo pois a ordem em que as conexões falham importa. Se w falhar enquanto w_1 estiver intacto, o caminho de proteção b é ativado. Mas se w falhar enquanto w_1 estiver com falhas, b não poderá ser ativado pois o enlace compartilhado por b e b_1 já estará sendo utilizado. Existem portanto colisões de conexões pela utilização de capacidade compartilhada. O cálculo de disponibilidade de conexões protegidas pela SBPP vem sendo abordado de diversas formas na literatura. Os itens abaixo trazem os métodos propostos recentemente. Seja SG o grupo de conexões cujo caminho de proteção compartilha capacidade com b .

Referência [ZZZM03]:

A Referência [ZZZM03] trata da alocação de conexões com garantia de disponibilidade. Apesar de o algoritmo apresentado só se aplicar à proteção dedicada, a referência contém uma fórmula para a estimativa da disponibilidade de conexões protegidas pela SBPP:

$$A_{CSBPP} \approx A_w + \sum_{i=0}^d \frac{1}{i+1} (1 - A_w) A_b p_i, \quad (3.31)$$

em que d é a dimensão de SG , e p_i é a probabilidade de que exatamente i caminhos de trabalho de SG estejam com falhas. Por exemplo, suponha que três conexões compartilhem proteção com b : $SG = \{c_1, c_2, c_3\}$. Neste caso os valores de p_i são:

$$\begin{aligned} p_0 &= A_{w_1}A_{w_2}A_{w_3}; \\ p_1 &= (1 - A_{w_1})A_{w_2}A_{w_3} + A_{w_1}(1 - A_{w_2})A_{w_3} + A_{w_1}A_{w_2}(1 - A_{w_3}); \\ p_2 &= (1 - A_{w_1})(1 - A_{w_2})A_{w_3} + (1 - A_{w_1})A_{w_2}(1 - A_{w_3}) + A_{w_1}(1 - A_{w_2})(1 - A_{w_3}); \\ p_3 &= (1 - A_{w_1})(1 - A_{w_2})(1 - A_{w_3}). \end{aligned}$$

A Equação 3.31 assume que se w estiver com falhas, b estiver íntegro, e outros caminhos de trabalho estiverem com falhas (colisão de conexões por capacidade compartilhada), todas as conexões correspondentes têm a mesma probabilidade de conseguirem a capacidade compartilhada.

Referência [JH04]:

A Referência [JH04] compara a disponibilidade de conexões protegidas pela DPP e SBPP em redes ópticas em malha. A fórmula que estima a disponibilidade de conexões protegidas pela SBPP é a seguinte:

$$A_{CSBPP} \approx 1 - (1 - A_w)(1 - A_b) + (1 - A_w)A_b(1 - A_w^d) \left[1 - \frac{1}{2 + (d - 1)(1 - A_w)} \right]. \quad (3.32)$$

A Equação 3.32 assume que a disponibilidade dos caminhos de trabalho das conexões em SG é a mesma de w . Assume também que se w estiver com falhas, b estiver íntegro, e outros caminhos de trabalho estiverem com falhas, todas as conexões correspondentes têm a mesma

probabilidade de conseguirem a capacidade compartilhada.

Referência [APM⁺03]:

A Referência [APM⁺03] propõe modelos de disponibilidade para conexões protegidas em redes WDM. A fórmula que estima a disponibilidade de conexões protegidas pela SBPP é a mais simples e conservadora:

$$A_{cSBPP} \approx A_w + (1 - A_w)A_b \prod_{i \in SG} A_{w_i}, \quad (3.33)$$

ou seja, a disponibilidade de c é aproximada pela disponibilidade de w estar intacto, ou de w estar com falhas, mas b e todos os caminhos de trabalho das conexões em SG estarem intactos.

Em caso de colisão assume-se que c nunca consegue utilizar a capacidade compartilhada.

As Equações 3.31, 3.32 e 3.33 baseiam-se em aproximações que em alguns casos são insuficientes. O capítulo seguinte propõe um método alternativo.

Capítulo 4

Estimação da Disponibilidade de Conexões em Redes Ópticas em Malha

Este capítulo propõe novos métodos para a estimação da disponibilidade de conexões roteadas em redes ópticas em malha. Afora os casos de conexões desprotegidas ou protegidas pela DPP, o cálculo da disponibilidade em redes ópticas em malha é objeto de pesquisa. Com efeito, a Referência [ZM04] reconhece na página 47 que “são necessários mais estudos neste campo relativamente inexplorado da análise de disponibilidade de conexões protegidas por proteção compartilhada.” Parte dos resultados deste capítulo foi publicada em [MSW05].

4.1 Motivação

As fórmulas para o cálculo da disponibilidade de conexões desprotegidas ou protegidas pela DPP, apresentadas no capítulo anterior, são exatas sob as hipóteses de ocorrência de falhas poissoniana e distribuição exponencial do tempo de reparo. Todavia, são raros os métodos para calcular a disponibilidade de conexões protegidas pela maioria dos mecanismos de proteção ou restauração. E os métodos existentes baseiam-se freqüentemente em aproximações insuficientes. A estimação da disponibilidade de conexões protegidas pela SBPP é

um exemplo importante. As equações do capítulo anterior manipulam os valores de disponibilidade dos caminhos de trabalho e proteção para obter aproximações da disponibilidade da conexão. No entanto, as relações entre os valores de MTTR e MTTF dos diferentes caminhos influenciam a disponibilidade. Logo, para se obter estimativas mais acuradas é necessário manipulá-los.

Suponha, por exemplo, duas conexões cujos caminhos de trabalho w_1 e w_2 têm um enlace cada, e que $A_{w_1} = A_{w_2} = A$ (veja a Figura 4.1a). Suponha também que as duas conexões compartilhem o caminho (enlace) de proteção $b = b_1 = b_2$, e que $A_b = 1$. Ou seja, o caminho de proteção não falha. O sistema pode ser modelado pela cadeia de Markov da Figura 4.1b.

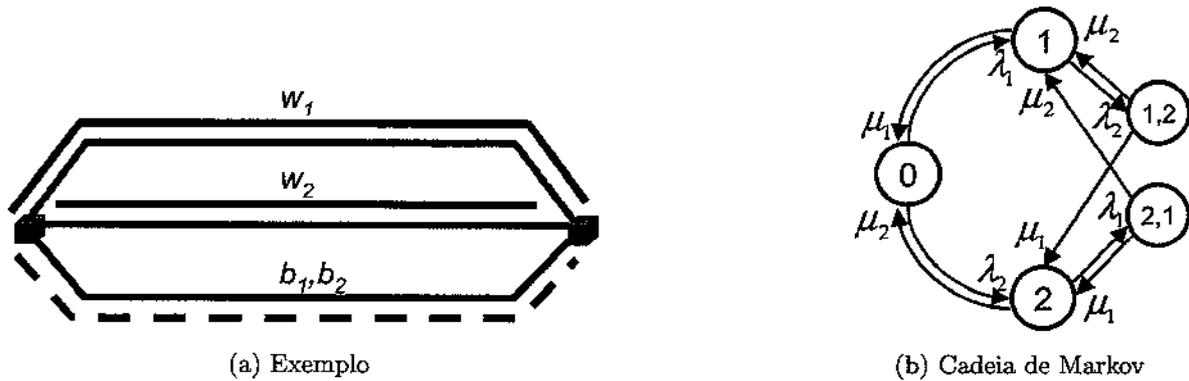


Figura 4.1: Exemplo simples de compartilhamento e seu modelo de Markov.

No estado S_0 , w_1 e w_2 estão intactos. No estado S_1 , w_1 tem falha enquanto w_2 está intacto. O estado S_2 é o seu análogo. Nos estados $S_{1,2}$ e $S_{2,1}$, w_1 e w_2 têm falhas, e só o primeiro a falhar consegue utilizar b . Ou seja, a probabilidade de $S_{2,1}$ no equilíbrio, $\pi_{2,1}$, é a indisponibilidade da conexão 1. A probabilidade de $S_{1,2}$ no equilíbrio, $\pi_{1,2}$, é a indisponibilidade da conexão 2. As equações de equilíbrio para os estados $S_{1,2}$ e $S_{2,1}$ são as seguintes:

$$\begin{aligned}
 (\mu_1 + \mu_2)\pi_{1,2} &= \lambda_2\pi_1, \\
 (\mu_1 + \mu_2)\pi_{2,1} &= \lambda_1\pi_2.
 \end{aligned}$$

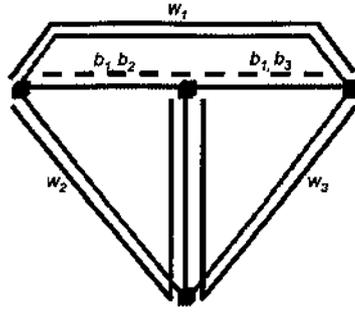


Figura 4.2: Exemplo de superposição de caminhos de trabalho.

Aplicando-se $\pi_1 = \pi_2 = A(1 - A)$ nas equações acima, tem-se:

$$\pi_{1,2} = \frac{\lambda_2}{\lambda_1} \pi_{2,1}.$$

A equação evidencia que as disponibilidades (e conseqüentemente as indisponibilidades) das conexões 1 e 2 dependem das relações entre as taxas de falha dos enlaces, mesmo que as disponibilidades dos caminhos de trabalho de 1 e 2 sejam iguais. Como neste exemplo $A_{w_1} = \frac{\mu_1}{\mu_1 + \lambda_1} = A_{w_2} = \frac{\mu_2}{\mu_2 + \lambda_2}$, pode-se mostrar também que as disponibilidades das conexões 1 e 2 dependem das relações entre as taxas de reparo dos enlaces.

Outra motivação para se calcular a disponibilidade de conexões protegidas usando os valores de MTTR e MTTF dos enlaces, e não somente os valores de disponibilidade dos caminhos de trabalho e proteção de conexões, é exemplificada na Figura 4.2. Nela um caminho de proteção b_1 compartilha capacidade com dois outros caminhos b_2 e b_3 . Repare que a configuração não viola a restrição SRLG, pois w_1 é disjunto de w_2 e w_3 . Quando se calcula a disponibilidade da conexão 1 baseando-se apenas nas disponibilidades A_{w_1} , A_{w_2} , A_{w_3} e A_{b_1} , perde-se a relação guardada pelos caminhos w_2 e w_3 , que percorrem uma fibra comum. Para este cálculos de disponibilidade, a fibra comum a w_2 e w_3 aparece logicamente como duas fibras distintas. Como conseqüência a indisponibilidade da conexão 1 é superestimada, pois a contribuição do cenário de falha na fibra comum a w_2 e w_3 é contabilizada duas vezes.

Ocorrências como esta, em que se superpõem caminhos de trabalho de conexões pertencentes ao mesmo grupo SG , são freqüentes na prática.

Estas fontes de erro motivam a investigação de novos métodos de estimação de disponibilidade.

4.2 Método Baseado em Cadeias de Markov

Caminhos ópticos percorrem fibras ópticas e nós de rede. Os nós, por sua vez, constituem-se de componentes ópticos. A confiabilidade dos nós da rede é geralmente controlada por redundância interna. Falhas em componentes ópticos são muito raras em comparação a falhas em fibras, o que nos leva a considerá-lo um elemento atômico no método para cálculo de disponibilidade de conexões (veja a discussão na Seção 3.2.2).

Seja uma rede óptica formada por um conjunto de L fibras $\{F_1, F_2, \dots, F_L\}$, e um conjunto de M nós $\{N_1, N_2, \dots, N_M\}$. O Capítulo 2 designou *fibra* o objeto que transporta enlaces ópticos entre nós adjacentes. Na prática existem cabos ópticos entre nós adjacentes com algumas dezenas de fibras em seu interior. Na maioria das ocorrências de falhas o cabo óptico é totalmente rompido. Isto não altera os modelos apresentados abaixo, afinal, as várias fibras podem ser logicamente representadas por um duto óptico que carrega enlaces. O modelo desconsidera fibras ópticas que compartilham risco. Estes casos são muito particulares e não serão tratados no modelo abaixo. No decorrer deste estudo valem portanto as seguintes hipóteses:

1. As fibras e nós da rede podem assumir dois estados: “operante” e “com falhas”.
2. O processo de ocorrência de falhas é independente em cada fibra ou nó da rede.
3. O tempo de reparo e o tempo até a falha de cada fibra ou nó da rede seguem uma distribuição exponencial negativa com médias constantes MTTR (Mean Time to Repair)

e MTTF (Mean Time to Failure).

4.2.1 Cadeia de Markov Completa

Pode-se modelar o estado de falhas de uma rede óptica pela cadeia de Markov das Figuras 4.3 e 4.4. Cada estado representa o conjunto de falhas presentes na rede ordenadas na seqüência em que aconteceram. A Figura 4.3 mostra a porção central da cadeia completa. No estado S_0 todas as fibras e nós da rede estão operantes. No estado S_{F_i} todos os nós e fibras da rede estão operantes, exceto a fibra F_i . No estado S_{N_i} todos os nós e fibras da rede estão operantes, exceto o nó N_i . A figura mostra também as taxas de transição entre os estados. Elas são as taxas de falha e de reparo de fibras e nós. A Figura 4.4 mostra a regra geral de formação da cadeia. Em um estado arbitrário (aqui o estado central) os elementos de rede $E_1 \dots E_k$ estão com falhas. O elemento E_i falhou antes do elemento E_{i+1} . No estado à esquerda os elementos de rede $E_1 \dots E_{k-1}$ estão com falhas. Nos estados superiores, além dos elementos $E_1 \dots E_k$, o elemento V também está com falha, mas não foi o último elemento a falhar. Nos estados inferiores, um elemento de rede $E_i \neq E_k$ está operante. Nos estados à direita, além dos elementos $E_1 \dots E_k$, o elemento U também está com falha, e foi o último elemento a falhar.

A cadeia da Figura 4.5 mostra o caso particular do estado S_{F_1} . Nela aparecem estados de falha dupla, em que duas fibras, dois nós, ou um nó e uma fibra estão com falhas. Como exemplo, no estado S_{F_1, F_L} todos os nós e fibras da rede estão operantes, exceto as fibras F_1 e F_L ; e F_1 falhou antes de F_L .

A cadeia completa é extensa. Ela começa com 1 estado no primeiro estágio, $L + N$ estados no segundo, $(L + N)(L + N - 1)$ no terceiro, $(L + N)(L + N - 1)(L + N - 2)$ no quarto, e assim por diante. A cadeia completa apresenta portanto um total de estados de:

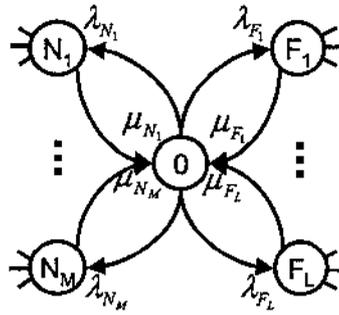


Figura 4.3: Estado central da cadeia de Markov do estado de falhas da rede.

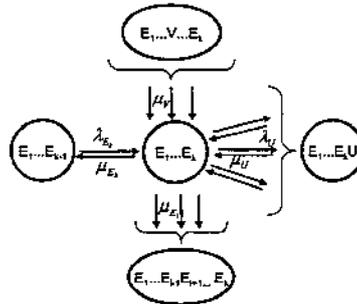


Figura 4.4: Estado genérico da cadeia de Markov do estado de falhas da rede.

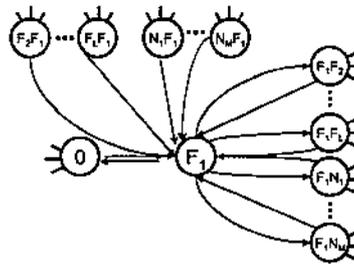


Figura 4.5: Estado correspondente a falha simples em fibra.

$$1 + \sum_{i=0}^{L+N-1} \prod_{k=0}^i (L+N-k) = 1 + \sum_{i=0}^{L+N-1} \frac{(L+N)!}{(L+N-i-1)!}. \quad (4.1)$$

A disponibilidade de uma conexão pode ser calculada pela cadeia completa se for possível associar univocamente a cada estado da cadeia, a condição da conexão (“operante” ou “inoperante”). Caso esta hipótese valha, a disponibilidade da conexão pode ser calculada em dois passos:

1. Resolver as probabilidades de equilíbrio dos estados da cadeia de Markov.
2. Somar as probabilidades de equilíbrio dos estados nos quais a conexão fica operante.

Resolver a cadeia de Markov completa para uma rede real é tarefa computacionalmente custosa. Sendo assim, as próximas seções tratam o problema por meio de limitantes e aproximações.

4.2.2 Limitantes à Indisponibilidade de Conexões

A solução da cadeia de Markov completa é computacionalmente dispendiosa. Nestes casos é usual recorrer a limitantes. Os cálculos abaixo oferecem um limitante superior e inferior à indisponibilidade da conexão. Se o intervalo delimitado pelos limitantes for pequeno, pode-se, por exemplo, estimar a indisponibilidade da conexão pela média. Assim, o erro máximo de estimação é metade do intervalo. As seções seguintes mostrarão que a ocorrência de cenários em que falham mais de quatro elementos de rede (nós ou fibras) é extremamente raro, mesmo em redes continentais.

Conseqüentemente, a influência destes cenários na indisponibilidade de conexões é desprezível. As equações abaixo utilizam este fato para derivar limitantes bem ajustados.

Considere a seguinte notação:

- λ_{E_i} taxa de falha do elemento E_i da rede (fibra ou nó);
- μ_{E_i} taxa de reparo do elemento E_i da rede (fibra ou nó);
- λ_{E_T} soma das taxas de falha de todos os elementos da rede;
- $\pi_0 = P_0$ probabilidade de a rede estar no estado S_0 ;
- $\pi_{E_i} = P_{E_i}$ probabilidade de a rede estar no estado S_{E_i} ;
- π_{E_i, E_j} probabilidade de a rede estar no estado S_{E_i, E_j} ;
- P_{E_i, E_j} probabilidade de somente os elementos E_i e E_j estarem com falhas;
- π_{E_i, E_j, E_k} probabilidade de a rede estar no estado S_{E_i, E_j, E_k} ;
- P_{E_i, E_j, E_k} probabilidade de somente os elementos E_i , E_j e E_k estarem com falhas;
- P_{E_i, E_j, E_k, E_l} probabilidade de somente os elementos E_i , E_j , E_k e E_l estarem com falhas.

Note que a diferença entre as probabilidades “ π ” e “ P ” deve-se ao fato de que para a última não importa a seqüência na qual as falhas ocorreram. Os valores “ P ” são calculados pela simples manipulação das disponibilidades A_{E_i} dos elementos da rede E_i :

$$\begin{aligned}
 P_0 = \pi_0 &= \prod_z A_{E_z}, \\
 P_{E_i} = \pi_{E_i} &= (1 - A_{E_i}) \prod_{z \neq i} A_{E_z}, \\
 P_{E_i, E_j} &= (1 - A_{E_i})(1 - A_{E_j}) \prod_{z \neq i, z \neq j} A_{E_z}, \\
 P_{E_i, E_j, E_k} &= (1 - A_{E_i})(1 - A_{E_j})(1 - A_{E_k}) \prod_{z \neq i, z \neq j, z \neq k} A_{E_z}, \\
 P_{E_i, E_j, E_k, E_l} &= (1 - A_{E_i})(1 - A_{E_j})(1 - A_{E_k})(1 - A_{E_l}) \prod_{z \neq i, z \neq j, z \neq k, z \neq l} A_{E_z}.
 \end{aligned}
 \tag{4.2}$$

Calcula-se “ π ” pelas equações de equilíbrio global da cadeia completa:

$$\pi_{E_i, E_j} = \frac{\lambda_{E_j} P_{E_i} + \sum_{k \neq i, k \neq j} \mu_{E_k} (\pi_{E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_k, E_i, E_j} + \pi_{E_i, E_k, E_j})}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j}}. \quad (4.3)$$

$$\pi_{E_i, E_j, E_k} = \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j} + \sum_{l \neq i, l \neq j, l \neq k} \mu_{E_l} (\pi_{E_l, E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_i, E_l, E_j, E_k} + \pi_{E_i, E_j, E_l, E_k} + \pi_{E_i, E_j, E_k, E_l})}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}. \quad (4.4)$$

Somando as probabilidades de equilíbrio π_{E_i, E_j, E_k} , π_{E_k, E_i, E_j} e π_{E_i, E_k, E_j} calculadas pela Equação 4.4, tem-se que:

$$\begin{aligned} \pi_{E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_k, E_i, E_j} + \pi_{E_i, E_k, E_j} &= \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j} + \lambda_{E_j} \pi_{E_k, E_i} + \lambda_{E_j} \pi_{E_i, E_k}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}} + \\ &+ \frac{\sum_{l \neq i, l \neq j, l \neq k} \mu_{E_l} (\pi_{E_l, E_i, E_j, E_k} + \dots)}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}. \end{aligned} \quad (4.5)$$

Colocando λ_{E_j} em evidência, pode-se substituir $\pi_{E_k, E_i} + \pi_{E_i, E_k}$ por P_{E_k, E_i} :

$$\begin{aligned} \pi_{E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_k, E_i, E_j} + \pi_{E_i, E_k, E_j} &= \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j} + \lambda_{E_j} P_{E_k, E_i}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}} + \\ &+ \frac{\sum_{l \neq i, l \neq j, l \neq k} \mu_{E_l} (\pi_{E_l, E_i, E_j, E_k} + \dots)}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}. \end{aligned} \quad (4.6)$$

Somando as contribuições relativas a falhas quádruplas obtêm-se as seguintes desigualdades:

$$\begin{aligned} \pi_{E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_k, E_i, E_j} + \pi_{E_i, E_k, E_j} &\leq \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j} + \lambda_{E_j} P_{E_k, E_i}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}} + \\ &+ \frac{\sum_{l \neq i, l \neq j, l \neq k} \mu_{E_l} P_{E_i, E_j, E_k, E_l}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}; \end{aligned} \quad (4.7)$$

$$\pi_{E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_k, E_i, E_j} + \pi_{E_i, E_k, E_j} \geq \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j} + \lambda_{E_j} P_{E_k, E_i}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}. \quad (4.8)$$

Substituindo $\pi_{E_i, E_j, E_k} + \pi_{E_k, E_i, E_j} + \pi_{E_i, E_k, E_j}$ calculado pelas Equações 4.7 e 4.8 na Equação 4.3, derivam-se o limitante superior e o inferior de π_{E_i, E_j} :

$$\begin{aligned} \pi_{E_i, E_j} &\leq \pi_{E_i, E_j}^{sup} = \\ &= \left[1 - \sum_{k \neq i, k \neq j} \frac{\lambda_{E_k} \mu_{E_k}}{(\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k})(\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j})} \right]^{-1} \cdot \\ &\cdot \frac{1}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j}} \cdot \\ &\cdot \left[\lambda_{E_j} P_{E_i} + \sum_{k \neq i, k \neq j} \mu_{E_k} \frac{\lambda_{E_j} P_{E_k, E_i} + \sum_{l \neq i, l \neq j, l \neq k} \mu_{E_l} P_{E_i, E_j, E_k, E_l}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}} \right]. \end{aligned} \quad (4.9)$$

$$\begin{aligned}
\pi_{E_i, E_j} &\geq \pi_{E_i, E_j}^{inf} = \\
&= \left[1 - \sum_{k \neq i, k \neq j} \frac{\lambda_{E_k} \mu_{E_k}}{(\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k})(\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j})} \right]^{-1} \\
&\cdot \frac{1}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j}} \\
&\cdot \left[\lambda_{E_j} P_{E_i} + \sum_{k \neq i, k \neq j} \mu_{E_k} \frac{\lambda_{E_j} P_{E_k, E_i}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}} \right].
\end{aligned} \tag{4.10}$$

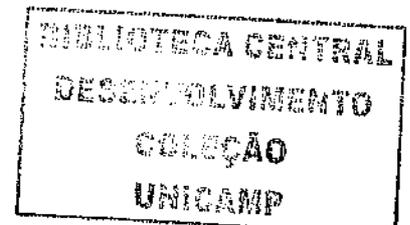
Somando na Equação 4.4 as contribuições correspondentes a falhas quádruplas, e substituindo π_{E_i, E_j} por π_{E_i, E_j}^{inf} e π_{E_i, E_j}^{sup} , obtêm-se os limitantes superior e inferior de π_{E_i, E_j, E_k} :

$$\pi_{E_i, E_j, E_k} \leq \pi_{E_i, E_j, E_k}^{sup} = \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j}^{sup} + \sum_{l \neq i, l \neq j, l \neq k} \mu_{E_l} P_{E_i, E_j, E_k, E_l}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}. \tag{4.11}$$

$$\pi_{E_i, E_j, E_k} \geq \pi_{E_i, E_j, E_k}^{inf} = \frac{\lambda_{E_k} \pi_{E_i, E_j}^{inf}}{\lambda_{E_T} - \lambda_{E_i} - \lambda_{E_j} - \lambda_{E_k} + \mu_{E_i} + \mu_{E_j} + \mu_{E_k}}. \tag{4.12}$$

Seja S^I o conjunto dos estados em que a conexão é inoperante. Finalmente, o limitante superior e o inferior da indisponibilidade da conexão são:

$$\begin{aligned}
U \leq U^{sup} &= \sum_{S_{E_i}^I} P_{E_i} + \sum_{S_{E_i, E_j}^I} \pi_{E_i, E_j}^{sup} + \sum_{S_{E_i, E_j, E_k}^I} \pi_{E_i, E_j, E_k}^{sup} + \\
&+ 1 - P_0 - \sum_{E_i} P_{E_i} - \sum_{E_i, E_j} P_{E_i, E_j} - \sum_{E_i, E_j, E_k} P_{E_i, E_j, E_k};
\end{aligned} \tag{4.13}$$



$$U \geq U^{inf} = \sum_{S_{E_i}^I} P_{E_i} + \sum_{S_{E_i, E_j}^I} \pi_{E_i, E_j}^{inf} + \sum_{S_{E_i, E_j, E_k}^I} \pi_{E_i, E_j, E_k}^{inf}. \quad (4.14)$$

Os valores de $\pi_{E_i, E_j, E_k}^{inf}$, $\pi_{E_i, E_j, E_k}^{sup}$, π_{E_i, E_j}^{inf} , π_{E_i, E_j}^{sup} e P_{E_i} devem ser calculados *off-line*. Afinal, eles são propriedades da rede, independem das conexões. Já a computação das Equações 4.13 e 4.14 é feita *on-line*, pois é específica a cada conexão. As fórmulas envolvem a adição das contribuições das falhas simples, duplas e triplas em elementos de rede. A complexidade computacional da parte *on-line* é portanto $O((L + M)^3)$.

4.2.3 Cadeia de Markov Simplificada para Redes de Dimensões Nacionais

Em redes de dimensões nacionais a maioria dos estados da cadeia de Markov completa tem contribuição desprezível na indisponibilidade da conexão. Por exemplo, a Figura 4.6 contém resultados calculados para uma rede nacional italiana [AD00]. A figura mostra a probabilidade de que a rede contenha falhas múltiplas nas fibras ou nos nós. O algoritmo no eixo das abscissas indica a ordem das falhas nas fibras ou nos nós. Denota-se ordem o número de falhas em fibras, ou falhas nodais, presentes na rede. O eixo das ordenadas indica a probabilidade de que a combinação de falhas ocorra. Adotou-se uma taxa de falha em fibras de 200 FIT/km, e 5000 FIT nos nós. Na prática, a taxa de falha nos nós varia bastante com suas dimensões e redundância interna [MSSW05]. O valor de 5000 FIT é moderado. Assumiu-se também o MTTR nas fibras 12 h, e nos nós 2 h [TN94]. A classe de melhor disponibilidade em redes ópticas tem normalmente disponibilidade superior a 0,99999 (também chamados de “cinco noves”), o que corresponde a uma indisponibilidade máxima de 10^{-5} . A Figura 4.6 mostra que a probabilidade de falhas duplas em fibras na rede é aproximadamente 10^{-4} . Ela mostra também que a probabilidade de falhas simples nos nós da rede é também aproximadamente 10^{-4} . Falhas em que aparecem mais de um nó (ou um nó e uma fibra) e falhas

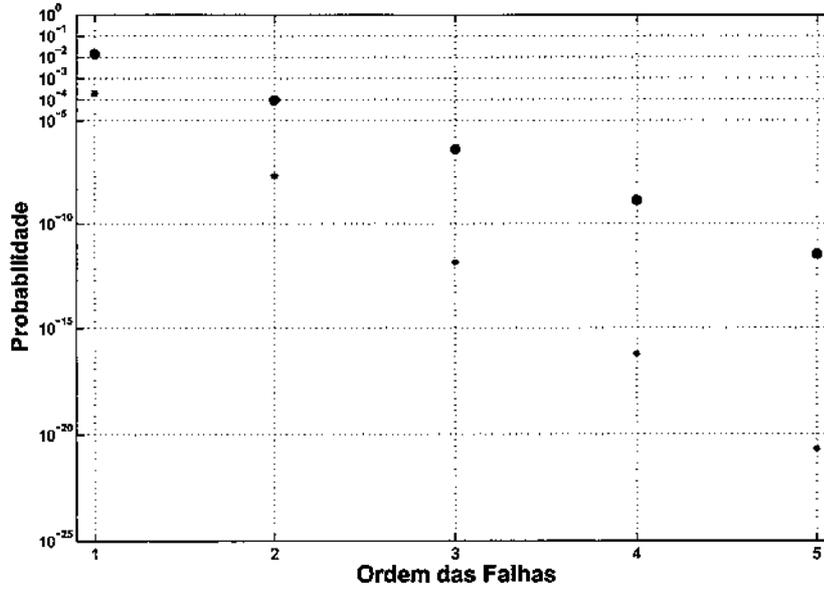


Figura 4.6: Probabilidade de ocorrência de falhas múltiplas em uma rede italiana. Pontos: falhas em fibras. Asteriscos: falhas nodais. Taxa de falha em fibras = 200 FIT/km, MTTR nas fibras = 12 h. Taxa de falha nos nós = 5000 FIT, MTTR nos nós = 2 h.

tripas em fibras apresentam contribuição desprezível para a indisponibilidade da conexão (menor que 10^{-5}). A cadeia de Markov da Figura 4.7 é portanto suficiente para estimar a indisponibilidade de uma conexão roteada em uma rede de dimensões semelhantes à italiana.

A cadeia de Markov da Figura 4.7 possui uma estrutura que permite resolvê-la com complexidade computacional reduzida. Seja $\lambda_{F_i} = 1/MTTF_{F_i}$ e $\mu_{F_i} = 1/MTTR_{F_i}$ as taxas de falha e reparo de uma fibra F_i da rede. Seja $\lambda_{N_n} = 1/MTTF_{N_n}$ e $\mu_{N_n} = 1/MTTR_{N_n}$ as taxas de falha e reparo de um nó N_n da rede. Seja λ_T a soma das taxas de falha de todas as fibras da rede. As probabilidades de equilíbrio π dos estados da cadeia de Markov da Figura 4.7 estão relacionadas pelas equações de balanço global:

$$\pi_{N_n} = \frac{\lambda_{N_n}}{\mu_{N_n}} \pi_0, \quad (4.15)$$

$$(\lambda_T - \lambda_{F_i} + \mu_{F_i}) \pi_{F_i} = \lambda_{F_i} \pi_0 + \sum_{j \neq i} \mu_{F_j} (\pi_{F_i F_j} + \pi_{F_j F_i}), \quad (4.16)$$

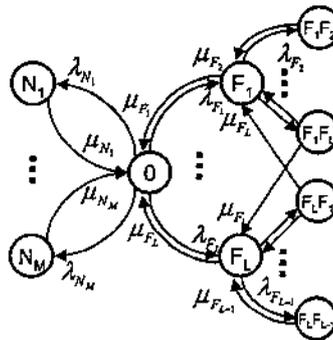


Figura 4.7: Cadeia de Markov simplificada para redes de dimensões nacionais.

$$\pi_{F_i F_j} = \frac{\lambda_{F_j}}{\mu_{F_i} + \mu_{F_j}} \pi_{F_i}, \quad (4.17)$$

$$\pi_0 + \sum_n \pi_{N_n} + \sum_i \pi_{F_i} + \sum_{i,j \neq i} \pi_{F_i F_j} = 1. \quad (4.18)$$

As Equações 4.15 e 4.17 permitem que π_{N_n} e $\pi_{F_i F_j}$ sejam isolados como função de π_{F_i} e π_0 [MSW05]. Substituindo-se π_{N_n} e $\pi_{F_i F_j}$ nas Equações 4.16 e 4.18 obtém-se um sistema de $L + 1$ equações e $L + 1$ incógnitas (L valores de π_{F_i} , mais π_0). Resolvendo este sistema pode-se derivar $\pi_{F_i F_j}$ pela Equação 4.17, e π_{N_n} pela Equação 4.15. A principal vantagem de se resolver a cadeia usando este procedimento é reduzir a ordem das matrizes manipuladas. Enquanto o procedimento padrão (usando uma matriz geradora contendo taxas de transição entre todos os estados) exige a inversão de uma matriz de ordem $L^2 + M + 1$, este método alternativo requer a inversão de uma matriz de ordem $L + 1$. O cálculo da probabilidade de equilíbrio dos estados $\pi_{F_i F_j}$, π_{N_n} , π_{F_i} e π_0 é feito *off-line*, antes da operação da rede. Já o cálculo da indisponibilidade da conexão é feito *on-line*, pela soma das contribuições dos estados nos quais a conexão é inoperante.

4.2.4 Cadeia de Markov Simplificada para Redes de Dimensões Continentais

A Figura 4.8 contém resultados calculados para a rede estadunidense NSFNet [ZZZM03], que exemplifica uma rede de dimensões continentais. Ela mostra a probabilidade de que a rede contenha falhas múltiplas em fibras, ou falhas múltiplas nodais. O algarismo no eixo das abscissas indica a ordem das falhas presentes na rede. O eixo das ordenadas indica a probabilidade de que a combinação de falhas ocorra. Assumiu-se uma taxa de falha em fibras de 310 FIT/km, e 5000 FIT nos nós. Assumiu-se também o MTTR nas fibras 12 h, e nos nós 2 h [TN94]. A figura mostra que a soma das probabilidades de falhas triplas em fibras na rede é de pouco mais que 10^{-4} . Ela mostra também que a probabilidade de falha simples em um nó de rede é aproximadamente 10^{-4} . Falhas em que aparecem mais de um nó (ou um nó e uma fibra), ou mais de três fibras, apresentam contribuição desprezível para a indisponibilidade da conexão (menor que 10^{-5}). Logo, estes estados podem ser desprezados.

A rede NSFNet tem proporções continentais. É portanto improvável que a cadeia de Markov de uma rede óptica de núcleo precise levar em consideração mais do que uma falha nodal e três falhas de enlaces. Isto sugere que o modelo da Figura 4.9 possa ser suficiente para estimar a disponibilidade de conexões roteadas em qualquer rede prática.

As probabilidades de equilíbrio dos estados da cadeia de Markov da Figura 4.9 estão relacionadas pelas equações de balanço global:

$$\pi_{N_n} = \frac{\lambda_{N_n}}{\mu_{N_n}} \pi_0, \quad (4.19)$$

$$(\lambda_T - \lambda_{F_i} + \mu_{F_i}) \pi_{F_i} = \lambda_{F_i} \pi_0 + \sum_{j \neq i} \mu_{F_j} (\pi_{F_i, F_j} + \pi_{F_j, F_i}), \quad (4.20)$$

$$(\lambda_T - \lambda_{F_i} - \lambda_{F_j} + \mu_{F_i} + \mu_{F_j}) \pi_{F_i, F_j} = \lambda_j \pi_{F_i} + \sum_{k \neq i, k \neq j} \mu_{F_k} (\pi_{F_i, F_j, F_k} + \pi_{F_k, F_i, F_j} + \pi_{F_i, F_k, F_j}), \quad (4.21)$$

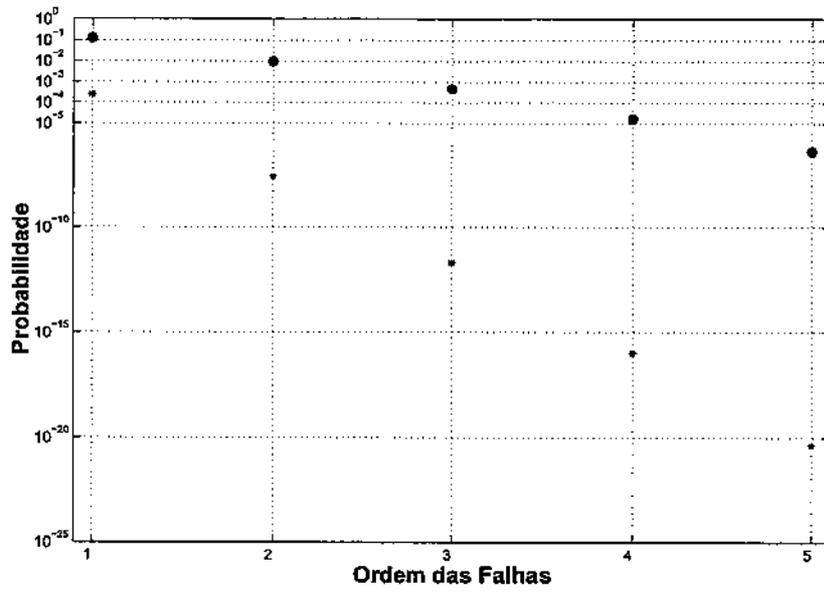


Figura 4.8: Probabilidade de ocorrência de falhas múltiplas em uma rede estadunidense (NSFNet). Pontos: falhas em fibras. Asteriscos: falhas nodais. Taxa de falha em fibras = 314 FIT/km, MTTR nas fibras = 12 h. Taxa de falha nos nós = 5000 FIT, MTTR nos nós = 2 h.

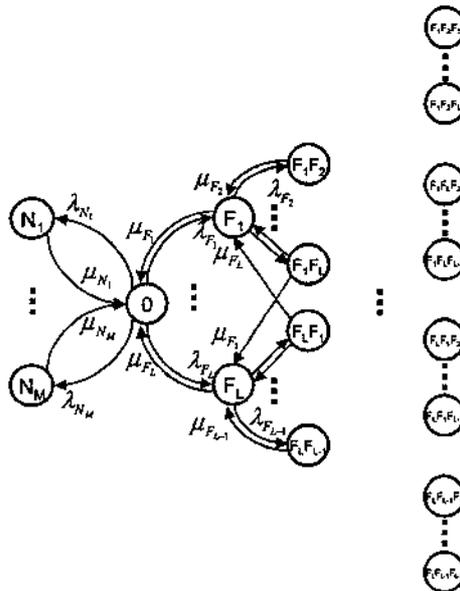


Figura 4.9: Cadeia de Markov simplificada para redes de dimensões continentais.

$$\pi_{F_i, F_j, F_k} = \frac{\lambda_{F_k}}{\mu_{F_i} + \mu_{F_j} + \mu_{F_k}} \pi_{F_i, F_j}, \quad (4.22)$$

$$\pi_0 + \sum_n \pi_{N_n} + \sum_i \pi_{F_i} + \sum_{i, j \neq i} \pi_{F_i, F_j} + \sum_{i, j \neq i, k \neq i, k \neq j} \pi_{F_i, F_j, F_k} = 1. \quad (4.23)$$

Pode-se resolver o sistema de equações acima de modo análogo ao item anterior. As Equações 4.19, 4.20 e 4.22 permitem escrever π_{N_n} , π_{F_i} e π_{F_i, F_j, F_k} em função de π_{F_i, F_j} e π_0 . Substituindo-se π_{N_n} , π_{F_i} e π_{F_i, F_j, F_k} nas Equações 4.21 e 4.23 obtém-se um sistema de $L(L-1)+1$ equações, e $L(L-1)+1$ incógnitas ($L(L-1)$ valores de π_{F_i, F_j} , mais π_0). Resolvendo este sistema, têm-se π_{N_n} , π_{F_i} e π_{F_i, F_j, F_k} pela Equações 4.19, 4.20 e 4.22. Enquanto o procedimento padrão exige a inversão de uma matriz de ordem $L(L-1)(L-2) + L(L-1) + L + 1 + M$, o método alternativo requer a inversão de uma matriz de ordem $L(L-1) + 1$.

4.3 Método Baseado em Cadeias de Markov Aplicado à SBPP

A SBPP é um dos mecanismos de proteção mais investigados na literatura [JH04][DCG03]. As seções abaixo estimam a disponibilidade (ou a indisponibilidade) de uma conexão protegida pela SBPP usando os limitantes e aproximações apresentadas na seção anterior. A SBPP aloca a cada conexão c um caminho de trabalho w e um caminho de proteção b , que pode compartilhar capacidade com outros caminhos de proteção cujos caminhos de trabalho são disjuntos de w . O grupo de caminhos de trabalho cujos caminhos de proteção compartilham capacidade com b é chamado *SG*, do inglês *Sharing Group* (veja a Seção 2.4.4). No exemplo da Figura 4.2 as conexões 2 e 3 são o grupo *SG* da conexão 1.

A conexão c estará inoperante se:

- os caminhos w e b estiverem com falhas;
- o caminho w estiver com falhas enquanto b estiver sendo usado, total ou parcialmente,

por outra conexão cujo caminho de trabalho falhou anteriormente;

- um nó comum a w e caminhos em SG estiver com falhas (note que a definição da SBPP permite que w e caminhos em SG percorram nós comuns).

Pode-se considerar duas implementações plausíveis para a SBPP.

Na primeira implementação, uma conexão utiliza a capacidade de proteção de b até que seu caminho de trabalho esteja operante. Neste caso o estado de falhas da conexão não pode ser representado pelas cadeias de Markov apresentadas neste trabalho. Isto porque não se pode associar univocamente um estado da cadeia à condição da conexão. Suponha, por exemplo, que a rede esteja em um estado de falha tripla em fibras: a primeira falha afeta um caminho de SG , a segunda w , e a terceira o mesmo caminho em SG . Se a primeira falha for reparada, a rede migrará para o estado de falha dupla em que a primeira falha afeta w , e a segunda SG . Entretanto, c ainda estaria inoperante.

Na segunda implementação, tem prioridade na utilização de b a conexão que possui a falha mais antiga da rede. Este caso pode ser modelado pela cadeia de Markov completa. Suponha o mesmo exemplo em que a rede está em um estado de falha tripla em fibras: a primeira falha afeta um caminho de SG , a segunda w , e a terceira o mesmo caminho em SG . Se a primeira falha for reparada, a rede migrará para o estado de falha dupla em que a primeira falha afeta w , e a segunda SG . Neste caso a conexão c se tornaria operante.

As duas implementações se distinguem em cenários muito raros, o que as torna, na prática, equivalentes. A derivações abaixo assumem a segunda implementação. As simulações consideram, para efeito de comparação, a primeira implementação (os valores de indisponibilidade da segunda implementação já são demarcados pelos limitantes).

4.3.1 Limitantes

Para usar as Equações 4.13 e 4.14 no cálculo da indisponibilidade de conexões protegidas pela SBPP é necessário identificar os estados S_{E_i, E_j, E_k}^I , S_{E_i, E_j}^I e $S_{E_i}^I$ da cadeia de Markov nos quais a conexão fica inoperante. No caso da segunda implementação da SBPP estes estados correspondem aos casos em que:

- os caminhos w e b estão com falhas em nós ou fibras;
- um caminho de trabalho de SG está com uma falha em nó ou fibra mais antiga que uma falha em nó ou fibra de w ;
- um nó comum a w e a caminhos em SG está com falha (note que a definição da SBPP permite que w e caminhos em SG percorram nós comuns).

4.3.2 Redes de Dimensões Nacionais

Esta seção assume as aproximações da Seção 4.2.3. Seja L o número de fibras na rede, e f_w , f_b e f_{SG} o conjunto de fibras percorridas por w , b e SG . Seja M o número de nós na rede, e n_w , n_b e n_{SG} o conjunto de nós percorridos por w , b e SG . A disponibilidade de uma conexão c protegida pela SBPP, A_{cSBPP} , é dada pela fórmula abaixo:

$$A_{cSBPP} \approx 1 - \left\{ \sum_{F_i \in f_w, F_j \in f_b} \pi_{F_i, F_j} + \sum_{F_i \in f_w, F_j \in (f_{SG} \cup f_b)} \pi_{F_j, F_i} + \sum_{N_n \in (n_w \cap (n_b \cup n_{SG}))} \pi_{N_n} \right\}. \quad (4.24)$$

O primeiro termo adiciona as contribuições das falhas duplas em que a primeira falha afeta w , e a segunda b . No segundo termo a primeira falha afeta b ou um caminho de SG , e a segunda b . O terceiro termo adiciona as contribuições de falhas nodais que afetam w e b ou um caminho de SG . Note que as probabilidades π_{F_i, F_j} e π_{N_n} são calculadas *off-line*

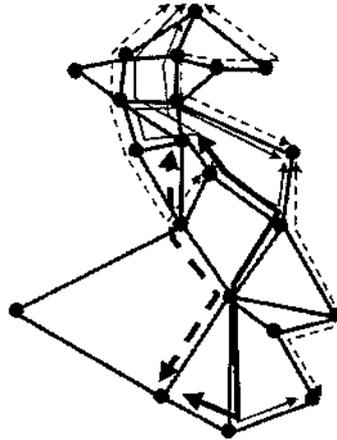


Figura 4.10: Configuração do cenário 1. Linhas tracejadas: caminhos de trabalho. Linhas contínuas: caminhos de proteção. As linhas mais grossas são os caminhos relativos à conexão c .

pelo procedimento descrito na Seção 4.2.3. Já a computação da Equação 4.24 é feita *on-line* toda vez que se desejar estimar a disponibilidade de uma conexão. Sua complexidade computacional é $O(L^2)$, determinada pela adição de falhas duplas em fibras. A computação da parte *on-line* do método em uma conexão roteada na rede italiana, por um computador *Pentium 4* com 3,2 GHz e 1 GB de RAM, rodando *Matlab*, leva aproximadamente 2 ms.

As derivações obtidas para redes nacionais foram validadas em diversos cenários em uma rede italiana. As estimativas teóricas são comparadas a simulações em que são permitidas falhas em fibras e nodais de qualquer ordem.

4.3.2.1 Cenário 1

No cenário 1 o caminho de proteção b compartilha capacidade com os caminhos de proteção de outras três conexões ($|SG| = 3$). Os caminhos de trabalho das quatro conexões são disjuntos. A Figura 4.10 traz a configuração das conexões na rede.

Cenário 1a

Rede italiana	Referência [AD00]
Taxa de falha nas fibras da rede	200 FIT/km
MTTR nas fibras da rede	Variável
Disponibilidade dos nós da rede	1

No cenário 1a os nós da rede não falham. Esta é uma aproximação plausível em redes com nós bastante confiáveis em comparação às fibras da rede. Ela permite comparar as estimativas do método baseado em cadeias de Markov às estimativas oferecidas por outros métodos que também desprezam falhas nodais. Como as fibras da rede têm o mesmo tempo de reparo e não há superposição dos caminhos de trabalho, os métodos de estimação de disponibilidade propostos em [JH04] e [ZZM03] apresentaram estimativas acuradas (veja Figura 4.11a). O método proposto em [APM⁺03] superestima a indisponibilidade da conexão. O método baseado em cadeias de Markov oferece resultados acurados. A Figura mostra também os limitantes derivados na Seção 4.2.2. No diagrama, a separação entre o limitante superior e o inferior é imperceptível.

Cenário 1b

Rede italiana	Referência [AD00]
Taxa de falha nas fibras da rede	200 FIT/km
MTTR nas fibras da rede	Variável
Taxa de falha nos nós da rede	5000 FIT
MTTR nos nós da rede	2 h

No cenário *1b* os nós da rede podem falhar. Isto torna difícil a comparação com outros métodos, que desprezam falhas nodais. A Figura 4.11b mostra o resultado das simulações para o cenário *1b*. O método baseado em cadeias de Markov oferece resultados acurados. A Figura mostra também os limitantes derivados na Seção 4.2.2. No diagrama, a separação entre o limitante superior e o inferior é imperceptível.

4.3.2.2 Cenário 2

No segundo cenário o caminho de proteção *b* compartilha capacidade com os caminhos de proteção de outras duas conexões. Os caminhos de trabalho das três conexões são disjuntos.

Cenário 2

Rede italiana	Referência [AD00]
Taxa de falha das fibras da rede (exceto as percorridas por w)	200 FIT/km
Taxa de falha das fibras percorridas por w	100 FIT/km
MTTR das fibras da rede (exceto as percorridas por w)	6h
MTTR das fibras percorridas por w	Variável
Disponibilidade dos nós da rede	1

A Figura 4.12 traz a configuração das conexões na rede. Um fator importante deste cenário é a diferença de parâmetros entre as fibras percorridas por w e as outras fibras da rede. As fibras percorridas por w têm a taxa de falha e a de reparo inferiores. Isto ocorre, por exemplo, em fibras submarinas (ver Seção 3.2.1). De fato, a rede italiana possui fibras terrestres e submarinas. O caminho de trabalho deste cenário, por exemplo, conecta cidades da Sardenha à Sicília e ao continente. Neste cenário os métodos propostos em [JH04] e [ZZZM03] oferecem estimativas menos acuradas da indisponibilidade da conexão (veja a Figura 4.13). O método proposto em [APM⁺03] mais uma vez exhibe estimativas conservadoras. O método baseado em cadeias de Markov oferece resultados acurados. A Figura mostra também os limitantes

derivados na Seção 4.2.2. No diagrama, a separação entre o limitante superior e o inferior é imperceptível.

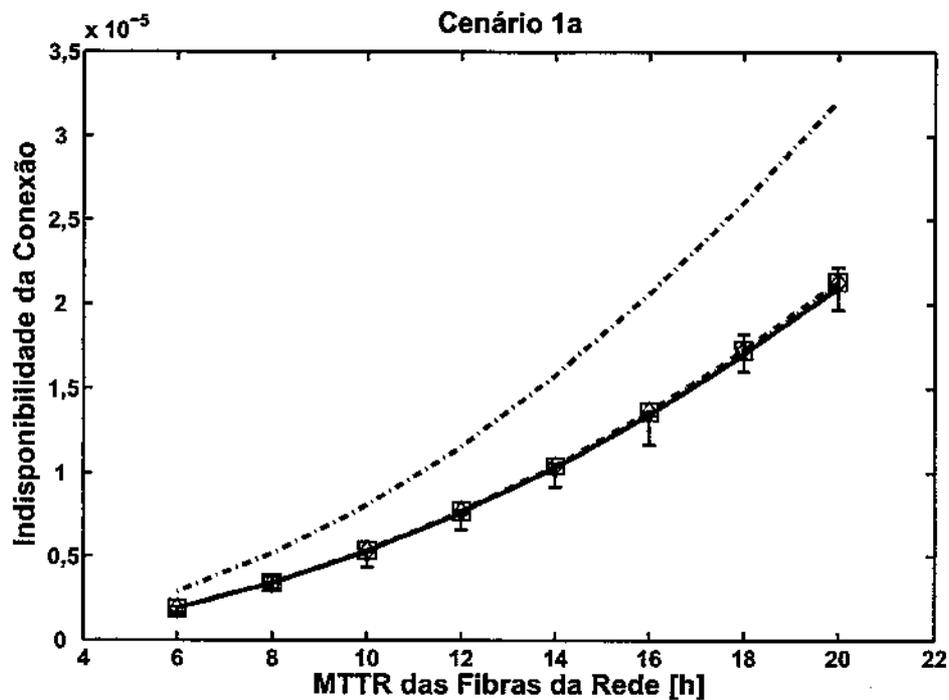
4.3.2.3 Cenário 3

No terceiro cenário o caminho de proteção b compartilha capacidade com os caminhos de proteção de outras duas conexões.

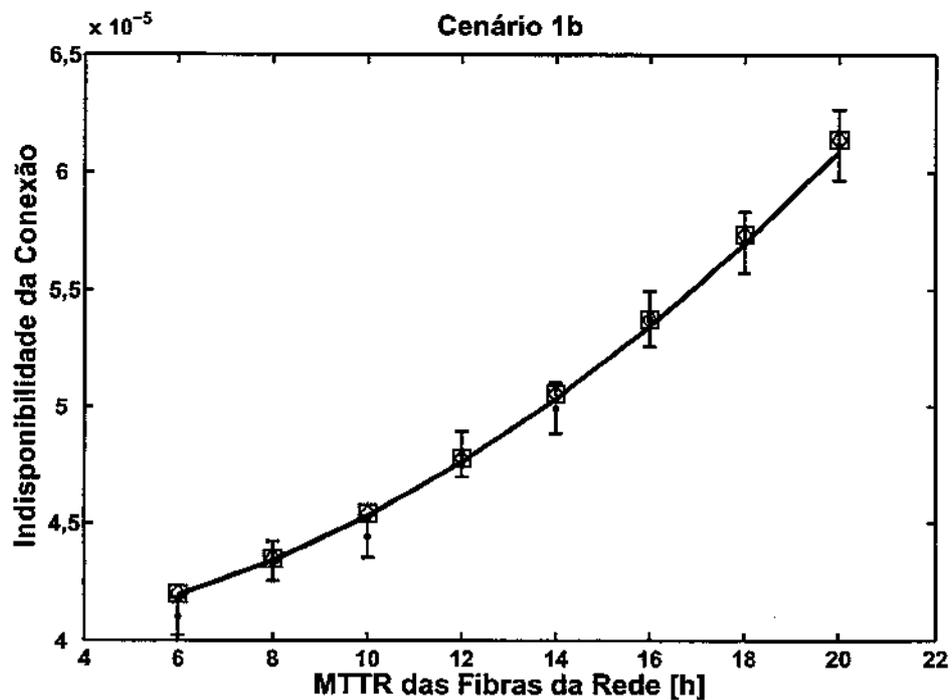
Cenário 3

Rede italiana	Referência [AD00]
Taxa de falha das fibras da rede	200 FIT/km
MTTR das fibras da rede	Variável
Disponibilidade dos nós da rede	1

A Figura 4.14 traz a configuração das conexões na rede. O fator importante neste cenário é que caminhos de trabalho em SG percorrem fibras comuns. Neste cenário o método proposto em [ZZM03] oferece estimativas menos acuradas da indisponibilidade da conexão (veja a Figura 4.15). O método proposto em [APM⁺03] exhibe resultados conservadores. O método baseado em cadeias de Markov e o método proposto em [JH04] oferecem resultados acurados. A Figura mostra também os limitantes derivados na Seção 4.2.2. No diagrama, a separação entre o limitante superior e o inferior é imperceptível.



(a)



(b)

Figura 4.11: Simulação do cenário 1. Linha pontilhada: Referência [JH04]. Linha tracejada: Referência [ZZZM03]. Linha pontilhada e tracejada: Referência [APM⁺03]. Linha contínua: método baseado em cadeias de Markov. Os pontos com intervalos de confiança (nível de 95%) foram obtidos por meio de simulações. Quadrados: limitantes superiores calculados pela Equação 4.13. Losangos: limitantes inferiores calculados pela Equação 4.14.

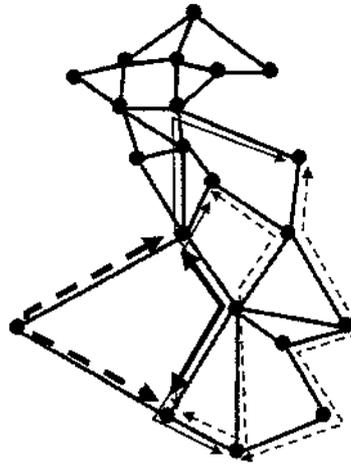


Figura 4.12: Configuração do cenário 2. Linhas tracejadas: caminhos de trabalho. Linhas contínuas: caminhos de proteção. As linhas mais grossas são os caminhos relativos à conexão c .

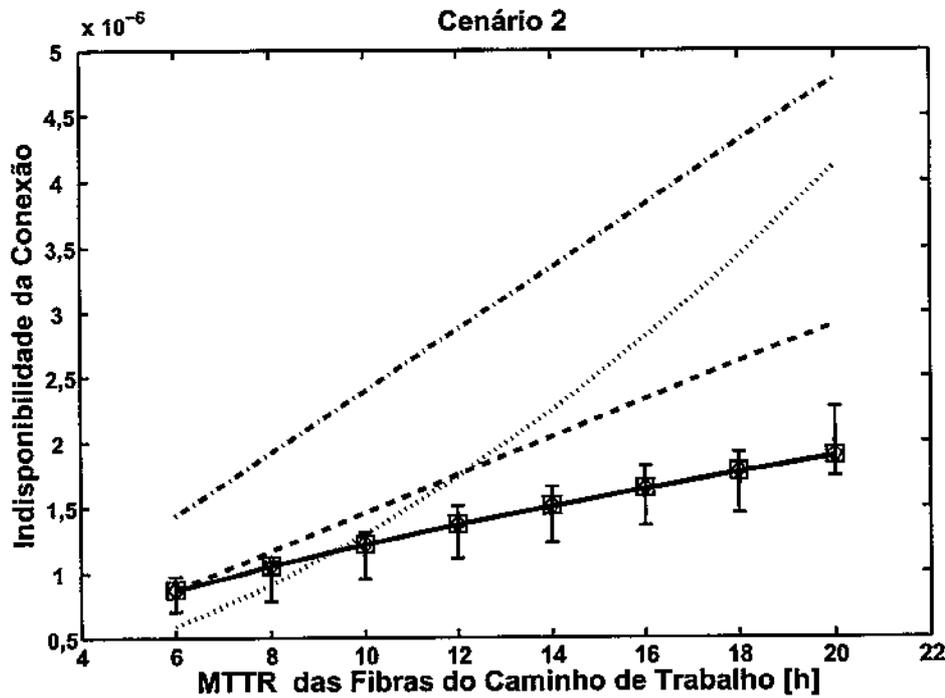


Figura 4.13: Simulação do cenário 2. Linha pontilhada: Referência [JH04]. Linha tracejada: Referência [ZZZM03]. Linha pontilhada e tracejada: Referência [APM+03]. Linha contínua: método usando cadeias de Markov. Os pontos com intervalos de confiança (nível de 95%) foram obtidos por meio de simulações. Quadrados: limitantes superiores calculados pela Equação 4.13. Losangos: limitantes inferiores calculados pela Equação 4.14.

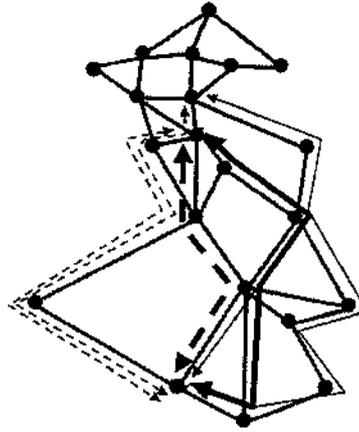


Figura 4.14: Configuração do cenário 3. Linhas tracejadas: caminhos de trabalho. Linhas contínuas: caminhos de proteção. As linhas mais grossas são os caminhos relativos à conexão c .

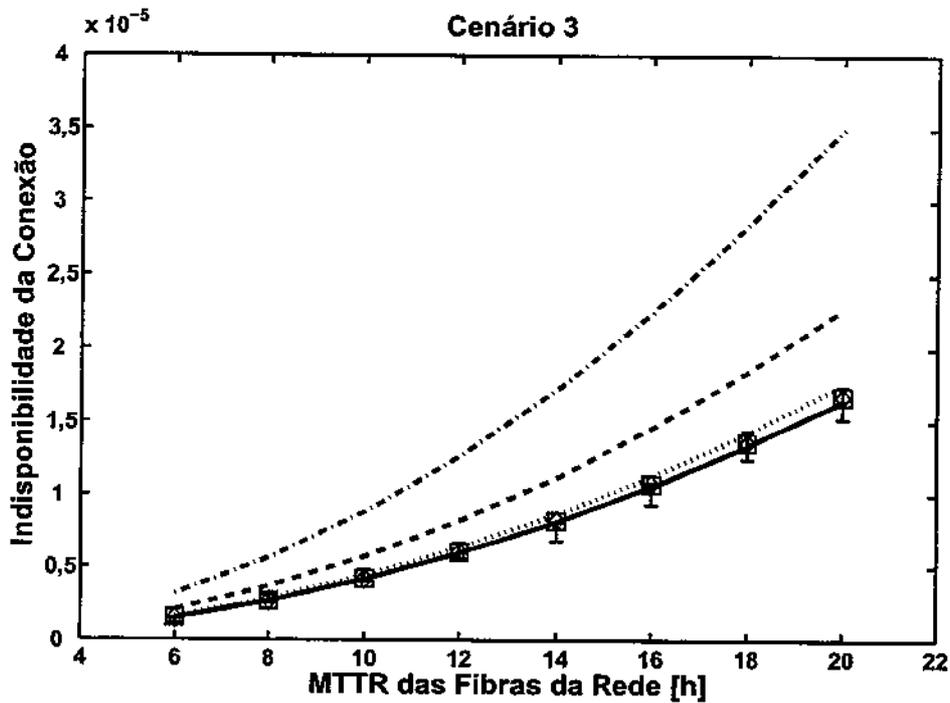


Figura 4.15: Simulação do cenário 3. Linha pontilhada: Referência [JH04]. Linha tracejada: Referência [ZZZM03]. Linha pontilhada e tracejada: Referência [APM+03]. Linha contínua: método usando cadeias de Markov. Os pontos com intervalos de confiança (nível de 95%) foram obtidos por meio de simulações. Quadrados: limitantes superiores calculados pela Equação 4.13. Losangos: limitantes inferiores calculados pela Equação 4.14.

4.3.3 Redes de Dimensões Continentais

Esta seção assume as aproximações da Seção 4.2.4. A disponibilidade de uma conexão c protegida pela SBPP, A_{cSBPP} , é dada pela fórmula abaixo:

$$\begin{aligned}
A_{cSBPP} \approx & 1 - \left\{ \sum_{F_i \in f_w, F_j \in f_b} \pi_{F_i, F_j} + \sum_{F_j \in (f_{SG} \cup f_b), F_i \in f_w} \pi_{F_j, F_i} + \sum_{N_n \in (n_w \cap (n_b \cup n_{SG}))} \pi_{N_n} + \right. \\
& + \sum_{F_i \in f_w, F_j \in f_b, F_k} \pi_{F_i, F_j, F_k} + \sum_{F_i \in f_w, F_j \notin f_b, F_k \in f_b} \pi_{F_i, F_j, F_k} + \\
& + \sum_{F_i \in (f_{SG} \cup f_b), F_j \in f_w, F_k} \pi_{F_i, F_j, F_k} + \sum_{F_i \notin (f_{SG} \cup f_b \cup f_w), F_j \in f_w, F_k \in f_b} \pi_{F_i, F_j, F_k} + \\
& \left. + \sum_{F_i \in (f_{SG} \cup f_b), F_j \notin f_w, F_k \in f_w} \pi_{F_i, F_j, F_k} + \sum_{F_i \notin (f_{SG} \cup f_b \cup f_w), F_j \in (f_{SG} \cup f_b), F_k \in f_w} \pi_{F_i, F_j, F_k} \right\}. \tag{4.25}
\end{aligned}$$

Os primeiros três termos são os mesmos da Equação 4.24. Os demais são as contribuições de falhas triplas em fibras. Repare que as probabilidades π_{F_i, F_j, F_k} , π_{F_i, F_j} e π_{N_n} são calculadas *off-line*. Já a computação da Equação 4.25 é feita *on-line* toda vez que se desejar estimar a disponibilidade de uma conexão. Sua complexidade computacional é $O(L^3)$, determinada pela adição de falhas triplas em fibras. A computação da indisponibilidade de uma conexão roteada na rede NSFNet, por um computador *Pentium 4* com 3,2 GHz e 1 GB de RAM, rodando *Matlab*, leva em torno de 800 ms. Este tempo pode ser reduzido usando implementações mais eficientes.

A próxima seção compara estimativas teóricas a simulações em que são permitidas falhas em fibras e nodais de qualquer ordem. Simulou-se um cenário de conexões roteadas na rede estadunidense NSFNet.

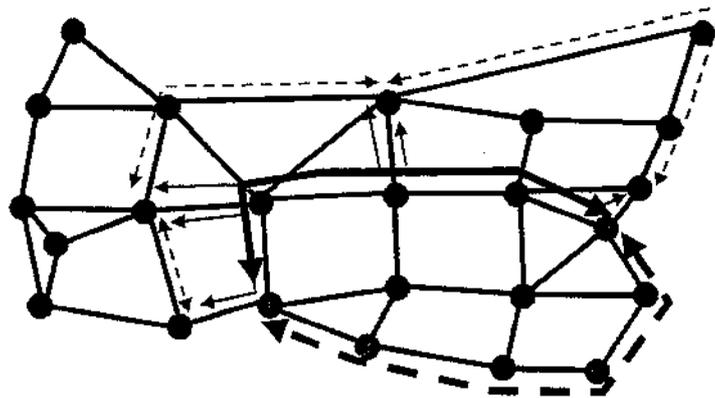


Figura 4.16: Configuração do cenário 4. Linhas tracejadas: caminhos de trabalho. Linhas contínuas: caminhos de proteção. As linhas mais grossas são os caminhos relativos à conexão *c*.

4.3.3.1 Cenário 4

No quarto cenário o caminho de proteção *b* compartilha capacidade com os caminhos de proteção de outras três conexões. A Figura 4.16 traz a configuração das conexões na rede.

Cenário 4a

Rede NSFNet	Referência [HWZ ⁺ 04]
Taxa de falha das fibras da rede	314 FIT/km
MTTR das fibras da rede	Variável
Disponibilidade dos nós da rede	1

No cenário 4a os nós da rede não falham. O método proposto em [ZZZM03] e o método baseado em cadeias de Markov oferecem estimativas acuradas da indisponibilidade da conexão. Os demais métodos oferecem estimativas menos acuradas.

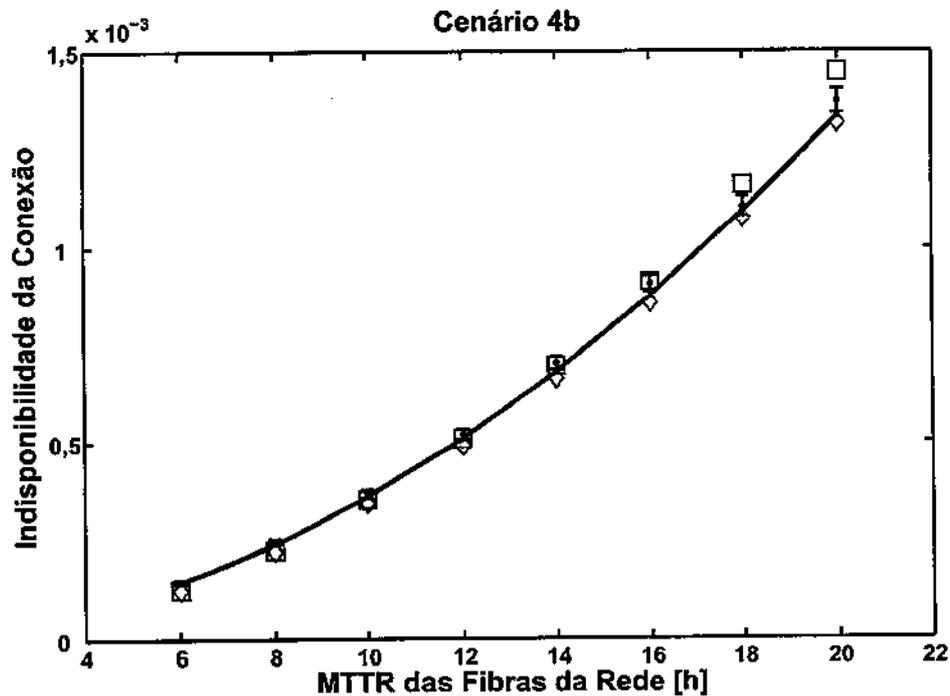
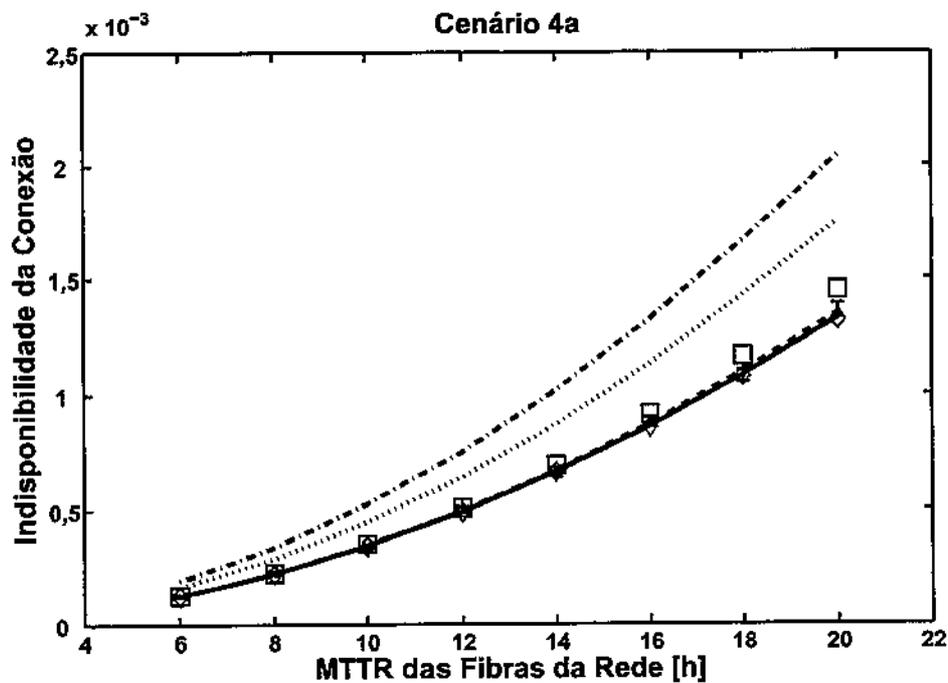


Figura 4.17: Simulação do cenário 4. Linha pontilhada: Referência [JH04]. Linha tracejada: Referência [ZZZM03]. Linha pontilhada e tracejada: Referência [APM⁺03]. Linha contínua: método usando cadeias de Markov. Os pontos com intervalos de confiança (nível de 95%) foram obtidos por meio de simulações. Quadrados: limitantes superiores calculados pela Equação 4.13. Losangos: limitantes inferiores calculados pela Equação 4.14.

Cenário 4b

Rede NSFNet	Referência [HWZ ⁺ 04]
Taxa de falha das fibras da rede	314 FIT/km
MTTR das fibras da rede	Variável
Taxa de falha nos nós da rede	5000 FIT
MTTR nos nós da rede	2 h

No cenário 4b os nós da rede podem falhar. A Figura 4.17b mostra o resultado das simulações. O método baseado em cadeias de Markov oferece resultados acurados. Nos dois casos a separação entre os limitantes superior e inferior aumenta ligeiramente com o MTTR das fibras da rede. Isto decorre do crescimento na frequência das falhas quádruplas. Ainda assim, os limitantes estão suficientemente próximos para serem utilizados na determinação da indisponibilidade da conexão.

Capítulo 5

Diferenciação da Habilidade de Sobrevivência usando a SBPP e a DPP

Em redes ópticas, a habilidade de sobrevivência de uma conexão é controlada por mecanismos de proteção e restauração. Aqueles envolvem a reserva de capacidade alternativa, o que pode limitar a aceitação de novas requisições. A diferenciação da habilidade de sobrevivência é portanto fator fundamental para a operação eficiente de uma rede carregada por tráfego heterogêneo. Duas propostas iniciais para diferenciar a habilidade de sobrevivência foram a confiabilidade diferenciada (Differentiated Reliability - DiR) [TFU03] e qualidade de proteção (Quality of Protection - QoP) [GS02]. Em ambos os casos a diferenciação da habilidade de sobrevivência foi quantificada pela probabilidade de a conexão sobreviver a um determinado cenário de falhas. Mas elas não aludiam aos fatores que levam conexões a precisar sobreviver ao cenário de falhas. Ou seja, faltava um elo entre a diferenciação da habilidade de sobrevivência e a utilidade do cliente. Uma abordagem consistente é usar a disponibilidade como critério na reserva de capacidade alternativa. As Referências [TFU03][HWHM04][PTF05]

propuseram algoritmos para a alocação de conexões com garantia de disponibilidade em redes protegidas pela SBPP e DPP. As propostas distinguem-se pelo cenário de tráfego simulado (estático, dinâmico), pela possível separação em classes de serviço, e pelo método de estimação da disponibilidade. Mas os três artigos têm em comum o fato de validarem as heurísticas propostas em redes com parâmetros hipotéticos. Isto porque o foco dos trabalhos estava no desempenho da heurística, e não na aplicabilidade dos mecanismos de proteção.

A SBPP é propícia à diferenciação da habilidade de sobrevivência pois permite controlá-la por meio da intensidade do compartilhamento de capacidade. De um modo geral, a preferência da SBPP à DPP decorre da economia em capacidade favorecida pelo compartilhamento. Entretanto, quanto mais severos os requisitos de disponibilidade das conexões, menores as oportunidades de compartilhamento. Em redes de grandes dimensões, conexões com requisitos de disponibilidade severos dificilmente compartilharão capacidade com outras conexões, o que reduz o principal benefício da SBPP. Este capítulo investiga a aplicabilidade da SBPP e da DPP em redes realistas de dimensões diversas. Ele desenvolve um algoritmo para a alocação de conexões (tráfego dinâmico) protegidas pela SBPP com garantia de disponibilidade. A estimação da disponibilidade das conexões usa um método baseado em cadeias de Markov proposto no capítulo anterior. Procura-se aceitar requisições de conexões com disponibilidade garantida alocando o mínimo de capacidade de rede. Conexões podem ser desprotegidas ou protegidas pela SBPP – que em alguns casos degenera na DPP – dependendo dos requisitos de disponibilidade da conexão. Os resultados deste capítulo foram publicados em [MPR⁺05].

5.1 Algoritmo para Alocação de Conexões com Garantia de Disponibilidade

Esta seção propõe um algoritmo para a alocação de conexões com garantia de disponibilidade. Conexões podem ser desprotegidas ou protegidas pela SBPP, que degenera na DPP caso o conjunto SG seja vazio (veja as notações c , w , b e SG na Seção 4.3). O algoritmo procura aceitar requisições de conexões com disponibilidade garantida alocando o mínimo de capacidade de rede. O problema de encontrar um par de caminhos (w, b) entre dois nós fonte-destino, dadas as restrições de compartilhamento da SBPP com relação aos caminhos existentes é NP-completo [OZZ⁺04]. Por este motivo, optou-se por um algoritmo heurístico. No cálculo da disponibilidade das conexões o algoritmo adota, por conveniência, a simplificação da cadeia de Markov para redes nacionais. As estimativas do método serão portanto otimistas quando aplicadas à rede de dimensões continentais, o que todavia não afeta as conclusões do trabalho. Assume-se também a disponibilidade dos nós igual a um. Ou seja, nós não falham. Considere a notação da Tabela 5.1.

Assim, a Equação 4.24, que estima a disponibilidade de uma conexão protegida pela SBPP, pode ser reescrita:

$$A_{c_{SBPP}} \approx 1 - \left\{ \sum_{F_i \in f_{w_c}, F_j \in f_{b_c}} \pi_{F_i, F_j} + \sum_{F_i \in (f_{SG_c} \cup f_{b_c}), F_j \in f_{w_c}} \pi_{F_i, F_j} \right\}. \quad (5.1)$$

Se a conexão for desprotegida, a estimação da disponibilidade da conexão deve levar em conta a influência das falhas simples:

$$A_{c_{desprot.}} \approx 1 - \left\{ \sum_{F_i \in f_{w_c}} \pi_{F_i} + \sum_{F_i \in f_{w_c}, F_j \in \overline{f_{w_c}}} (\pi_{F_i, F_j} + \pi_{F_j, F_i}) + \sum_{F_i \in f_{w_c}, F_j \in f_{w_c}} \pi_{F_i, F_j} \right\}. \quad (5.2)$$

O primeiro termo do lado direito da Equação 5.2 adiciona as contribuições de falhas

Tabela 5.1: Notação

P	número de conexões ativas na rede.
L	número de fibras na rede.
f_{w_c}	conjunto de fibras percorridas por w .
f_{b_c}	conjunto de fibras percorridas por b .
f_{SG_c}	conjunto de fibras percorridas pelos caminhos de trabalho em SG_c .
G	conjunto de todos os enlaces da rede.
W	conjunto dos enlaces usados por todos os caminhos de trabalho.
B	conjunto dos enlaces usados por todos os caminhos de proteção.
w_c	conjunto dos enlaces usados por w .
b_c	conjunto dos enlaces usados por b .
s_c	nó fonte de c .
d_c	nó destino de c .
$A_{c_{min}}$	disponibilidade mínima de c .
A_c	disponibilidade estimada de c .
π_{F_i}	probabilidade de a rede conter uma falha simples na fibra F_i .
π_{F_i, F_j}	probabilidade de a rede conter uma falha dupla nas fibras F_i e F_j , e a fibra F_i ter falhado antes da fibra F_j .

simples que afetam o caminho de trabalho. O segundo termo adiciona as contribuições de falhas duplas em que uma das falhas afeta o caminho de trabalho, e a outra não. O terceiro termo adiciona as contribuições de falhas duplas em que as duas falhas afetam o caminho de trabalho. Note que a separação dos dois últimos termos é necessária para que valores não sejam somados duas vezes.

5.1.1 Objetivo

Cada requisição de conexão c está associada a três parâmetros: s_c , d_c e $A_{c_{min}}$. O objetivo do algoritmo heurístico é rotear c de s_c a d_c procurando alocar o mínimo de capacidade de rede

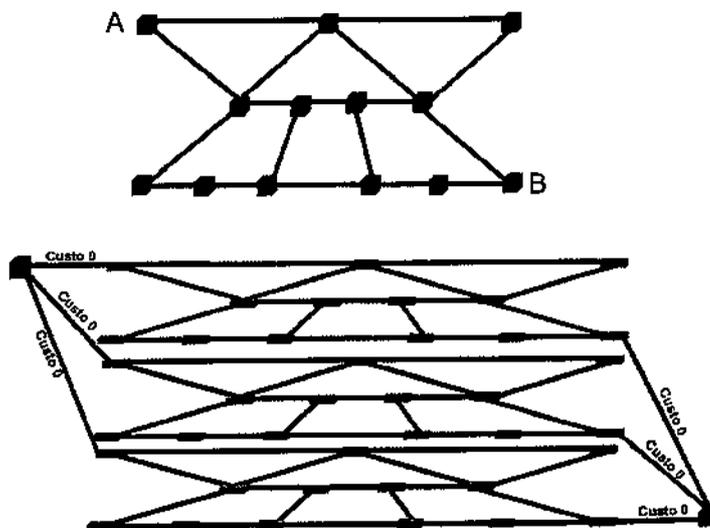


Figura 5.1: Exemplo de aplicação do esquema SPAWG em uma rede com três comprimentos de onda: requisição do nó A ao nó B.

e respeitando os requisitos de disponibilidade:

$$i) A_c > A_{c_{min}}.$$

ii) $A_v > A_{v_{min}}$, $1 \leq v \leq P$, em que A_v é a disponibilidade da v -ésima conexão ativa na rede na chegada da requisição, e $A_{v_{min}}$ seu requisito de disponibilidade.

Caso não seja possível, a requisição é bloqueada.

5.1.2 Algoritmo

O algoritmo assume ausência de conversão de comprimento de onda. Os algoritmos de menor caminho (Dijkstra e Yen) aplicam-se a um grafo de comprimentos de onda, no esquema conhecido por SPAWG (*Shortest Path Algorithm for Wavelength Graph*). No SPAWG cada comprimento de onda é associado a um sub-grafo formado por nós da rede e arestas de capacidade unitária. Cada um destes grafos é chamado de plano de comprimento de onda (veja a Figura 5.1).

A aplicação do algoritmo de menor caminho sobre o grafo de comprimentos de onda faz com que os problemas de roteamento e alocação de comprimento de onda sejam resolvidos conjuntamente. Mais detalhes sobre o SPAWG encontram-se nas Referências [CFZ96] e [MH03]. O pseudo-código abaixo expressa o algoritmo para a alocação de conexões com garantia de disponibilidade.

1. Escolher w_c usando enlaces livres do plano de comprimento de onda que ofereça o menor caminho, i.e., $w_c \subset \overline{B \cup W}$. Se não houver caminho disponível **retornar**: requisição bloqueada.
2. Estimar A_c usando a Equação 5.2.
3. Se $A_c > A_{c_{min}}$.
 então { não há necessidade de caminho de proteção;
retornar w_c : requisição aceita}
 senão { caminho de proteção necessário;
 vá ao passo 4}.
4. Remover de G todos os enlaces que não podem ser utilizados para rotear b_c :
 - i) remover todos os enlace que pertençam a $W \cup w_c$;
 - ii) remover todos os enlaces que pertençam a B e estejam sendo usados por caminhos de proteção cujos caminhos de trabalho percorrem fibras que também são percorridas por w_c (restrição SRLG);
 - iii) para cada conexão de índice v ativa na rede:

de $\langle v = 1 \rangle$ a $\langle v = P \rangle$ fazer {

$$A_v = 1 - \sum_{F_i \in f_{w_v}, F_j \in f_{b_v}} \pi_{F_i, F_j} - \sum_{F_i \in (f_{SG_v} \cup f_{b_v} \cup f_{w_c}), F_j \in f_{w_v}} \pi_{F_i, F_j}; \quad (5.3)$$

- se $A_v < A_{v_{min}}$
então {remover todos es enlaces de b_v } }
5. Fazer o custo dos enlaces remanescentes que pertençam a B igual a 0, e fazer o custo dos enlaces remanescentes que não pertençam a B igual a 1.
 6. Encontrar as k alternativas de custo mínimo de b_c . Se não houver caminho disponível **retornar:** requisição bloqueada.
 7. Seja s_j o conjunto dos enlaces percorridos pela j -ésima alternativa para b_c , em ordem de custos crescentes;
de $\langle j = 1 \rangle$ a $\langle j = k \rangle$ faça {
Estimar A_c usando a Equação 5.1;
se $A_c > A_{c_{min}}$
então {
 s_j é escolhido como b_c ;
retornar w_c e b_c : conexão aceita} }.
 8. **Retornar:** requisição bloqueada.

Os passos 1, 2 e 3 do algoritmo verificam se a conexão c desprotegida preenche os requisitos de disponibilidade da requisição. Caso afirmativo, a conexão é aceita usando somente o caminho de trabalho w_c . De outro modo, proteção é necessária. O passo 4 exclui da topologia da rede os enlaces que não podem ser usados para o roteamento do caminho de proteção b_c . O caso 4i exclui os enlaces usados por caminhos de trabalho de conexões ativas, ou por w_c . O caso 4ii exclui os enlaces proibidos pela restrição SRLG. O caso 4iii exclui os enlaces usados pelo caminho de proteção de conexões que, se compartilhassem capacidade de proteção com b_c , teriam violados seus requisitos de disponibilidade. A Equação 5.3 recalcula a disponibilidade de todas as conexões ativas na rede como se elas compartilhassem capacidade de proteção com c . Depois do passo 4 restam os enlaces que formam a topologia em que b_c

é roteado: enlaces livres ou enlaces usados por caminhos de proteção que não são impedidos pela restrição SRLG nem pelos requisitos de disponibilidade. O passo 5 faz o custo de cada enlace livre igual a um, e o custo de cada enlace usado para proteção igual a zero, para incentivar compartilhamento e conseqüentemente reduzir a probabilidade de bloqueio a novas conexões. O passo 6 encontra as k -rotas mais curtas entre os nós fonte e destino, usando o algoritmo de Yen. O passo 7 verifica seqüencialmente (a partir da rota mais curta) se o par (w_c, b_c) escolhido satisfaz os requisitos de disponibilidade da conexão. Caso afirmativo, a conexão é aceita. Caso contrário, a requisição é bloqueada.

O algoritmo assume conhecimento de todas as conexões roteadas na rede, o que pode trazer dificuldades de implementação prática. Entretanto, o objetivo deste capítulo não é verificar a eficiência e aplicabilidade do algoritmo, mas analisar a coexistência de conexões com diferentes classes de disponibilidade em redes de dimensões diversas.

5.1.3 Complexidade Computacional

Os algoritmos de roteamento (Dijkstra and Yen) aplicam-se a cada plano de comprimento de onda da rede, de acordo com o esquema SPAWG. A complexidade computacional de se encontrar o caminho mais curto no passo 1 usando o algoritmo de Dijkstra é $O((\Lambda L)^2)$, em que Λ é o número de comprimentos de onda da rede e L o número de fibras. As Equações 5.1, 5.2 e 5.3 envolvem a adição de componentes relativas a falhas duplas. Sua complexidade computacional é portanto $O(L^2)$. O passo mais caro em termos computacionais é a computação das k -menores rotas usando o algoritmo de Yen. Sua complexidade computacional é $O(k(\Lambda L)^3)$ [BS95].

5.1.4 Ambiente de Simulação

Desenvolveu-se um simulador próprio baseado em eventos escrito na linguagem de programação Java. O tráfego é uniforme e homogêneo. A distribuição da chegada das conexões

é poissoniana, e a função distribuição de probabilidade do tempo de duração da chamada segue uma distribuição exponencial negativa. Requisições de conexões são igualmente divididas em três classes de disponibilidade: classe 1 com disponibilidade 0,999, classe 2 com disponibilidade 0,9999, e classe 3 com disponibilidade 0,99999. Simulou-se duas redes representativas: uma rede italiana [AD00] com fibras de parâmetros $MTTR = 20$ h e taxa de falha 200 FIT/km, e a rede estadunidense NSFNet [ZZZM03] com fibras de parâmetros $MTTR = 12$ h e taxa de falha 310 FIT/km (veja os valores típicos na Seção 3.2.1). Todos os enlaces são bidirecionais com 10 comprimentos de onda. Não existe conversão de comprimento de onda. As curvas são obtidas pela média dos resultados de pelo menos 10 rodadas de 500 requisições cada. Os resultados da primeira rodada são descartados para que a fase de ocupação da rede não interfira nas médias. O desempenho das classes de disponibilidade foi avaliada por meio das seguintes métricas, aplicadas individualmente a cada classe:

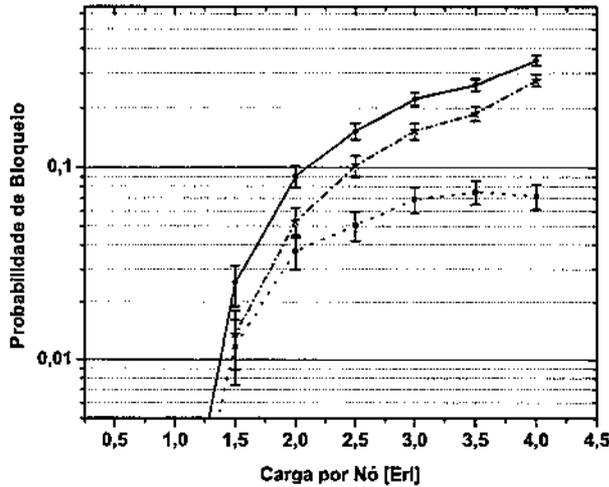
B_W Fração das requisições bloqueadas no passo 1 do algoritmo, ou seja, porque não foi possível alocar um caminho de trabalho.

B_B Fração das requisições bloqueadas no passo 6 do algoritmo, ou seja, porque foi possível encontrar um caminho de trabalho, mas não um de proteção.

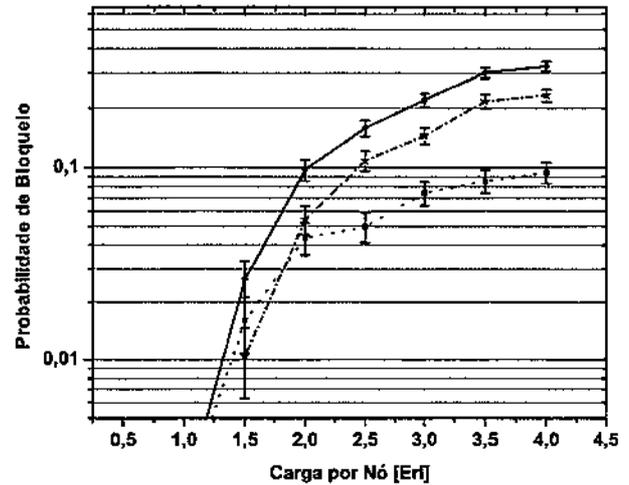
B_{AC} Fração das requisições bloqueadas no passo 8 do algoritmo, ou seja, foi possível encontrar os caminhos de trabalho e proteção, mas os requisitos de disponibilidade da conexão não foram alcançados.

B_T Probabilidade de bloqueio total: $B_T = B_W + B_B + B_{AC}$.

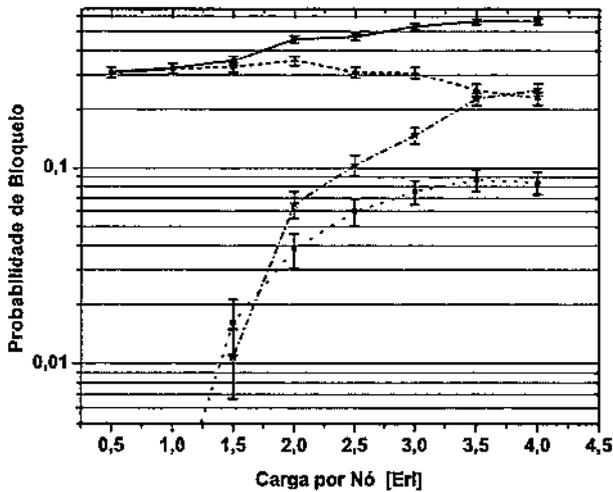
M_{SG} É a média, considerando todas as conexões que usam proteção, da dimensão máxima de SG durante a existência de c . Ela é uma medida do compartilhamento de capacidade entre conexões. Por exemplo, na DPP M_{SG} seria zero, já que conexões não compartilham capacidade de proteção.



(a) Classe 1: requisito de disponibilidade 0,999.



(b) Classe 2: requisito de disponibilidade 0,9999.



(c) Classe 3: requisito de disponibilidade 0,99999.

Figura 5.2: Probabilidades de bloqueio para uma rede italiana [AD00]. Linha contínua com círculos: B_T . Linha tracejada com triângulos: B_{AC} . Linha tracejada e pontilhada com asteriscos: B_W . Linha pontilhada com quadrados: B_B .

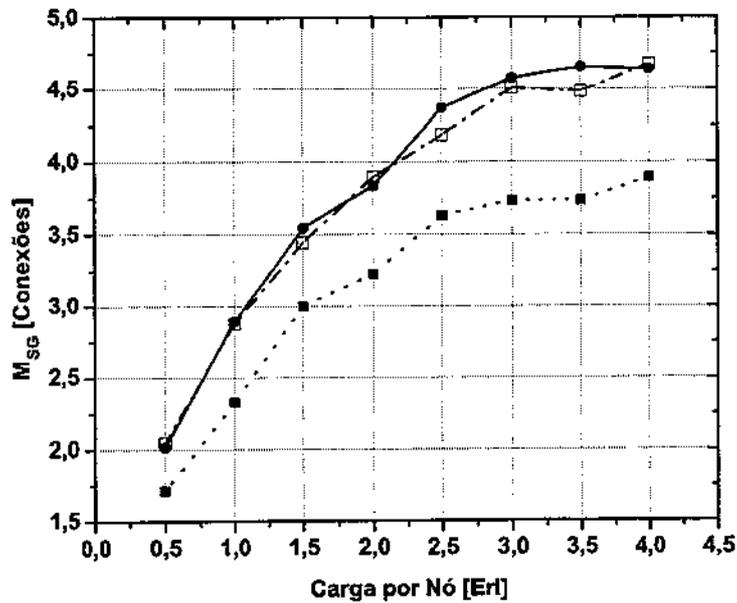


Figura 5.3: M_{SG} para uma rede italiana [AD00]. Linha contínua com círculos: conexões classe 1. Linha tracejada e pontilhada com quadrados vazados: conexões classe 2. Linha pontilhada com quadrados preenchidos: conexões classe 3.

5.2 Resultados das Simulações

Simularam-se uma rede italiana representando dimensões nacionais, e a rede estadunidense NSFNet representando dimensões continentais. Nos gráficos de probabilidade de bloqueio as barras de erro delimitam um intervalo de confiança de 95%. As Figuras 5.2 mostram os resultados de bloqueio de três classes de conexões que coexistem em uma rede italiana. A Figura 5.2a indica o desempenho das conexões classe 1. É interessante notar que para todas as cargas de tráfego simuladas a métrica B_{AC} permaneceu igual a zero. Daí se depreende que para conexões classe 1 um caminho desprotegido ou protegido pela SBPP é suficiente para dotar a conexão da disponibilidade requerida. A Figura 5.2b apresenta o desempenho das conexões classe 2. Ele é bastante semelhante ao desempenho das conexões classe 1. Como esperado, as curvas para B_W são equivalentes, mas a altas cargas B_B é maior para a classe 2 que para a classe 1. Isto explica-se pelo fato de menos conexões classe 2 serem aceitas desprotegidas na rede. A Figura 5.2c mostra o desempenho de conexões classe 3. A

baixas cargas aproximadamente 30% das requisições são bloqueadas porque a restrição de disponibilidade não pôde ser alcançada pela DPP. Este é, portanto, um limitante inferior à probabilidade de bloqueio das conexões classe 3. Conforme a carga aumenta, aumentam também B_W e B_B . Percebe-se também que B_B é equivalente para conexões classe 2 e classe 3, o que significa para ambas uma baixa aceitação de conexões desprotegidas. O bloqueio das conexões classe 3 começa em 30% e aumenta com a carga a partir de 1,5 *Erl.* por nó. Caso sejam aceitas na rede, conexões classe 3, com disponibilidade 0,99999, podem ser importantes fontes de receita. Isto sugere a possibilidade de, a altas cargas, restringir a aceitação de conexões de disponibilidade mais baixa para garantir capacidade para a alocação de conexões classe 3.

A Figura 5.3 mostra o desempenho da métrica M_{SG} das três classes na rede italiana. As classes 2 e 3 têm desempenho semelhante. A altas cargas, M_{SG} se estabiliza em aproximadamente 4,5 conexões. Para a classe 3, M_{SG} se estabiliza em 4 conexões, indicando a ação do algoritmo no compartilhamento de recursos de proteção.

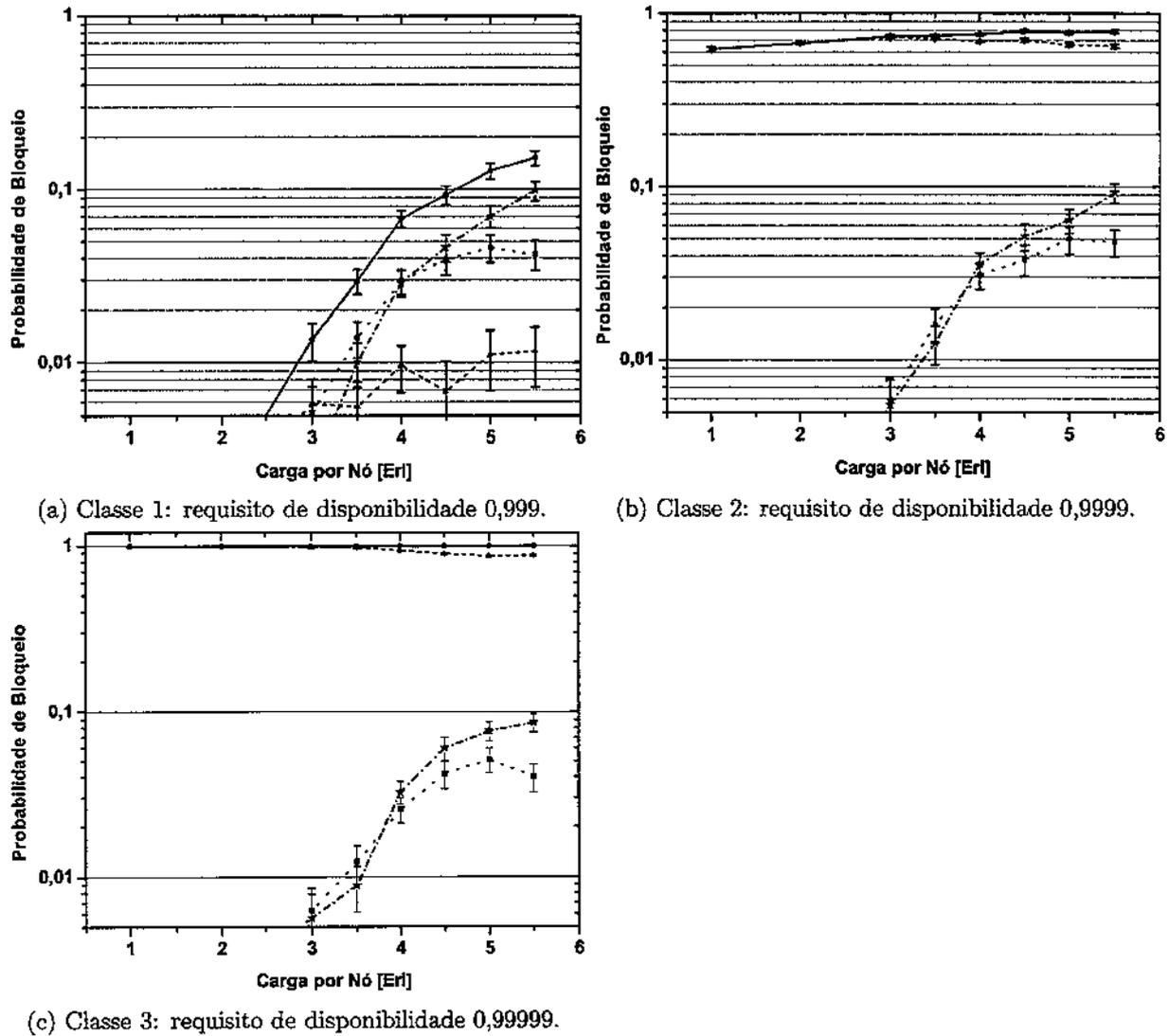


Figura 5.4: Probabilidades de bloqueio para a rede estadunidense NSFNet. Linha contínua com círculos: B_T . Linha tracejada com triângulo: B_{AC} . Linha tracejada e pontilhada com asteriscos: B_W . Linha pontilhada com quadrados: B_B .

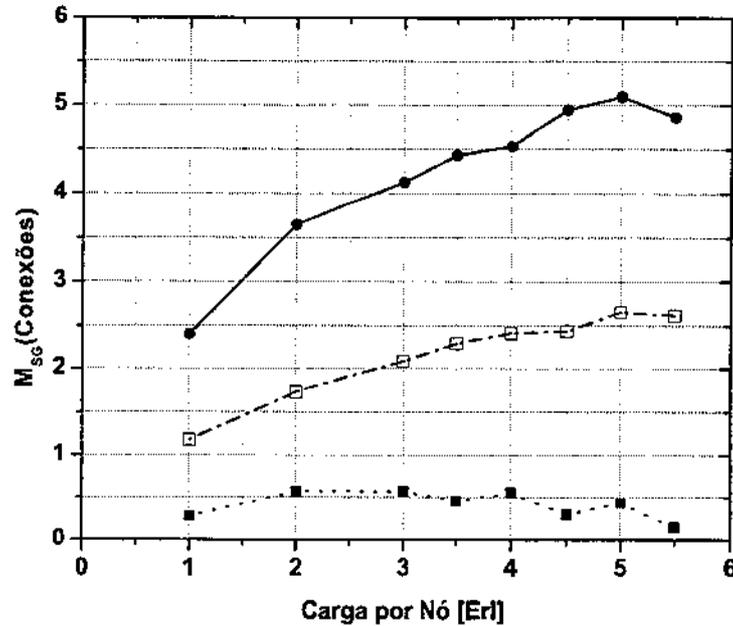


Figura 5.5: M_{SC} para a rede estadunidense NSFNet. Linha contínua com círculos: conexões classe 1. Linha tracejada e pontilhada com quadrados vazados: conexões classe 2. Linha pontilhada com quadrados preenchidos: conexões classe 3.

As Figuras 5.4 mostram as métricas de bloqueio de três classes de requisições que coexistem na rede estadunidense NSFNet. A Figura 5.4a apresenta os resultados para as conexões classe 1. A métrica B_{AC} começa muito baixa e atinge 1% com o crescimento da carga. Isto se explica pelo aumento do comprimento de alguns caminhos de trabalho e proteção devido à ocupação da rede, bloqueando requisições pela restrição de disponibilidade. Tanto na NSFNet quando na rede italiana a SBPP oferece ganhos de compartilhamento para conexões classe 1, apesar de na NSFNet existir um leve bloqueio pela restrição de disponibilidade. A Figura 5.4b mostra os resultados para conexões classe 2. O bloqueio de conexões pela restrição de disponibilidade é acentuado: a baixas cargas a probabilidade de bloqueio já é de aproximadamente 60%. A Figura 5.4c mostra os resultados para conexões classe 3. Neste caso a probabilidade de bloqueio pela restrição de disponibilidade é de quase 100%.

Os resultados da métrica M_{SC} encontram-se na Figura 5.5. Diferentemente do caso da rede italiana, na NSFNet as curvas para as três classes de disponibilidade são separadas,

indicando a ação dos limites ao compartilhamento de recursos de proteção impostos pelo algoritmo. As conexões classe 1 compartilham proteção intensamente, alcançando aproximadamente $M_{SG} = 5$ a altas cargas de tráfego. Mas para conexões classe 2 M_{SG} é baixo, e para conexões classe 3 ele é próximo de zero, indicando que a maioria das poucas requisições aceitas usam a DPP.

Capítulo 6

Métricas para a Especificação de Contratos de Níveis de Serviço (SLAs)

A disponibilidade é uma métrica apropriada para auxiliar na reserva de capacidade alternativa para conexões com habilidade de sobrevivência diferenciada. As métricas usadas anteriormente representavam a habilidade de a conexão sobreviver a um determinado cenário de falhas, mas não consideravam sua probabilidade de ocorrência. Diferentemente, a disponibilidade consegue representar a suscetibilidade da conexão a falhas. Este capítulo contém um ponto de vista mercadológico que abre perspectivas para trabalhos futuros. Ele relaciona a habilidade de sobrevivência do tráfego heterogêneo à relação comercial entre prestadora de serviços e clientes, expressa em contratos de nível de serviço (SLAs).

Vale recordar a definição de disponibilidade: é a probabilidade média de um sistema estar operante em um intervalo de observação que tende ao infinito. Conexões protegidas são sistemas altamente confiáveis em que falhas ocorrem raramente. Assim, uma métrica assintótica como a disponibilidade pode não ser adequada para constar nos SLAs. Na prática os requisitos de disponibilidade de SLAs são especificados pela disponibilidade de intervalo: a fração de um período de observação finito em que o sistema permanece operante. De fato,

os SLAs são normalmente firmados em janelas de tempo de um ano ou um mês, intervalo curto para que a disponibilidade de intervalo tenda à disponibilidade assintótica.

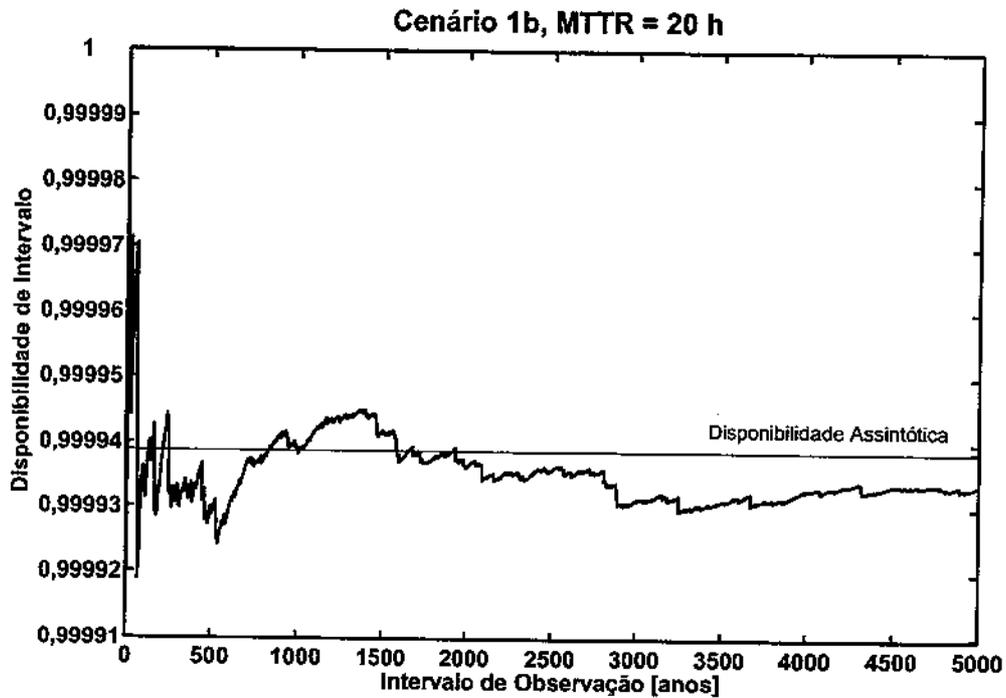
As Figuras 6.1a e 6.1b ilustram o problema. As simulações (de milhares de anos!) têm valor puramente matemático. A Figura 6.1a mostra a evolução da disponibilidade de intervalo de uma conexão no cenário 1b de uma rede italiana (veja a Seção 4.3, MTTR = 20 h). Na simulação (mais uma vez, resultado puramente matemático), mesmo após 5000 anos a disponibilidade de intervalo não tende à disponibilidade assintótica. A Figura 6.1b mostra a evolução da disponibilidade de intervalo de uma conexão no cenário 1b na rede estadunidense NSFNet (veja a Seção 4.3, MTTR = 20 h). Neste caso a disponibilidade de intervalo alcança mais rapidamente seu valor assintótico, mas, mesmo assim, depois de 500 anos! Esses resultados evidenciam que na formulação dos SLAs (firmados em no máximo 1 ano) outras métricas são necessárias.

Concomitantemente à realização deste trabalho, duas publicações recentes abordaram a especificação de requisitos de disponibilidade em SLAs. A Referência [CBB⁺05] analisa o risco de não cumprimento dos requisitos de disponibilidade, usando simulações. A Referência [ZG05] propõe um método empírico para se estabelecer uma “margem” de segurança sobre a disponibilidade assintótica para que ela conste em contratos. Na página 404 os autores mencionam que “não encontraram tratamento a esta questão na literatura sobre engenharia de disponibilidade ou formulação de SLAs”

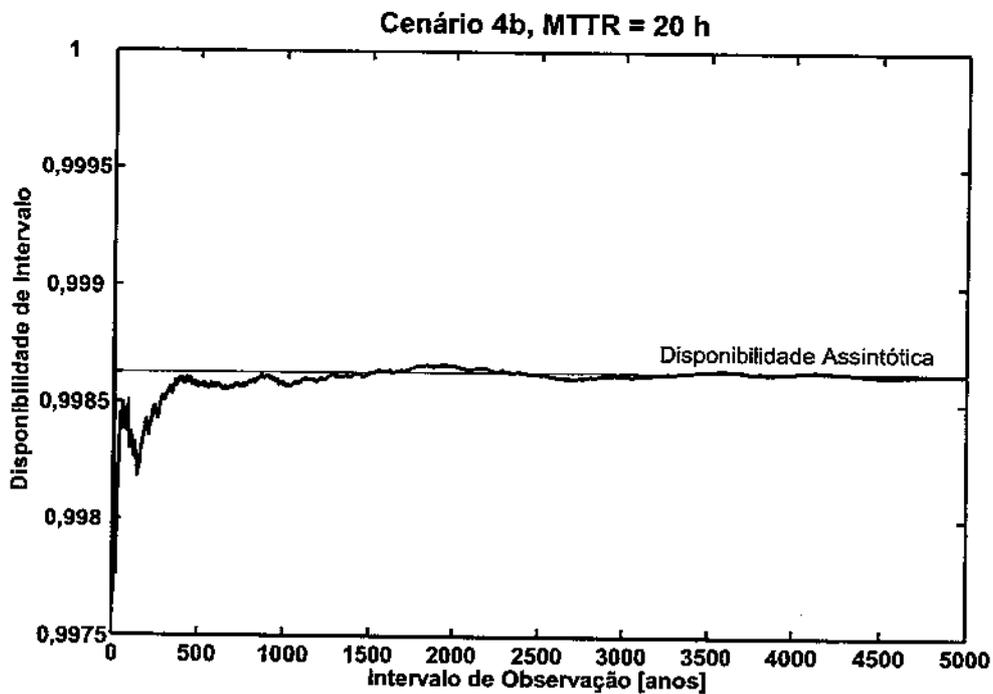
Na verdade, o cálculo do risco de não-cumprimento da disponibilidade de intervalo foi investigado anteriormente para sistemas computacionais. As Referências [dSeSG86], [GT88] e [RS95] modelam um sistema computacional por cadeias de Markov. Ora, os capítulos anteriores modelam conexões roteadas em redes ópticas por cadeias de Markov. Este capítulo propõe aplicar as técnicas desenvolvidas para sistemas computacionais da Referência [dSeSG86], aos modelos de Markov do Capítulo 4. A distribuição da disponibilidade de intervalo de uma conexão protegida é obtida usando o método numérico proposto em [dSeSG86], que se baseia

na técnica de uniformização.

Além da disponibilidade de intervalo, este capítulo calcula a distribuição de uma segunda métrica a constar em SLAs: a duração dos períodos de inoperância. A disponibilidade de intervalo reflete o valor acumulado dos períodos de inoperância da conexão ao longo de um intervalo de observação. Entretanto, nada se pode inferir sobre a duração dos períodos de inoperância. A distribuição dos períodos de inoperância pode ser derivada analiticamente por meio dos modelos de Markov do Capítulo 4. Os resultados deste capítulo foram publicados em [MQWS06].



(a) Cenário em uma rede italiana.



(b) Cenário em uma rede estadunidense.

Figura 6.1: Evolução da disponibilidade de intervalo.

6.1 Cálculo de Métricas para a Especificação de SLAs

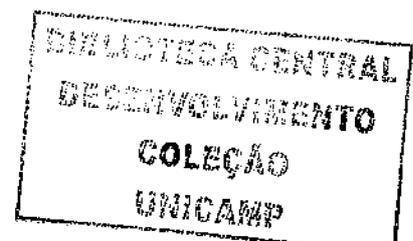
O cálculo de métricas para a especificação de SLAs baseia-se nos modelos de Markov propostos no Capítulo 4. A dinâmica de falhas na rede é modelada por uma cadeia de Markov cujos estados correspondem a uma seqüência ordenada em que falharam os elementos de rede (enlaces ou nós). As métricas para a especificação de SLAs podem ser calculadas se for possível associar univocamente a cada estado da cadeia a condição da conexão (“operante” ou “inoperante”).

6.1.1 Computação da Distribuição da Disponibilidade de Intervalo

A disponibilidade de intervalo de um sistema passível de reparo é a fração de um período de observação finito em que o sistema permanece operante [RS95]. A Referência [dSeSG86] propôs um método baseado na técnica de uniformização para obter a distribuição do tempo operacional cumulativo do modelo markoviano de um sistema passível de reparo (veja o Apêndice B). As vantagens do método são a especificação de limitantes ao erro, estabilidade numérica e simples implementação. O método requer como entradas as taxas de transição entre estados, e a identificação dos estados em que o sistema está operante ou inoperante. No caso deste trabalho, o sistema é a própria conexão. Discussões sobre a complexidade computacional do método encontram-se no próprio artigo.

6.1.2 Computação da Distribuição dos Períodos de Inoperância

Conexões experimentam períodos de inoperância quando ocorrem cenários de falhas contra os quais a conexão não foi protegida. Seja uma cadeia de Markov homogênea, em cujos estados S_i a conexão está inoperante. A duração dos períodos de inoperância tem a seguinte função de distribuição cumulativa (CDF):



$$CDF_{Per.Inop}(t) = \frac{\sum_{S^I} \pi_{S^I} (1 - e^{-\lambda_{S^I} t})}{\sum_{S^I} \pi_{S^I}}, \quad (6.1)$$

em que π_{S^I} é a probabilidade de equilíbrio do estado S^I , e λ_{S^I} é a taxa exponencial do estado S^I . Note que a Equação 6.1 é a média ponderada das CDFs dos estados S^I .

6.1.3 Estudo de Caso

O estudo de caso considera uma conexão roteada no cenário 1a na rede italiana (veja a Seção 4.3). A disponibilidade da conexão calculada pela cadeia de Markov simplificada para redes de dimensões nacionais é de 0,99998 para $MTTR = 20 h$ e 0,999998 para $MTTR = 6 h$.

A Figura 6.2 mostra a CDF da disponibilidade de intervalo em um ano calculada por um simulador baseado em eventos desenvolvido em Matlab (linha contínua), e calculada numericamente usando a técnica proposta em [dSeSG86] (linha tracejada). As simulações consideraram 80000 anos. Note que a CDF da disponibilidade de intervalo pode ser interpretada como o risco de a disponibilidade de intervalo especificada nos SLAs não ser cumprida.

Se o provedor de serviços garantir uma disponibilidade de intervalo de 0,9999, e o tempo médio de reparo das fibras da rede for $MTTR = 20 h$, há um risco de aproximadamente 1,6% de o contrato não ser cumprido. Se as penalidades pelo não-cumprimento do contrato forem altas, deseja-se que o risco de não-cumprimento seja baixo. Se o risco almejado for menor que 1% (1 em 100 casos em que a penalidade deve ser paga), o provedor de serviços pode tomar duas medidas. A primeira é manter a disponibilidade de intervalo garantida em 0,9999 mas reduzir o tempo médio de reparo das fibras para, por exemplo, $MTTR = 6 h$, o que reduziria o risco de não cumprimento para 0,4%. Tal medida é cara, pois demanda a alocação de novas equipes de reparo ao longo das fibras envolvidas. A segunda medida é manter o tempo médio de reparo em $MTTR = 20 h$, mas garantir uma disponibilidade

de apenas 0,999, reduzindo o risco de não-cumprimento para 0,8%. O cálculo completo da distribuição da disponibilidade de intervalo levou 10 *min* em um Pentium IV, 2,53 *GHz*, com 512 *MB* de usando uma implementação Matlab e um erro máximo de estimação de 10^{-4} . A duração do cálculo pode ser reduzida consideravelmente por implementações mais eficientes.

A Figura 6.3 mostra a CDF dos períodos de inoperância medidos em horas. Mais uma vez as simulações consideram 80000 anos. Se o tempo médio de reparo das fibras da rede for $MTTR = 20 h$, a disponibilidade da conexão é 0,99998, o que corresponde a um período acumulado médio de 10 *min* de inoperância por ano. Entretanto, é interessante notar que na ocorrência de uma falha o período de inoperância dura mais de 1 *h* em 90% dos casos. Tais valores são consistentes pois períodos de inoperância são eventos raros, mas quando ocorrem têm longa duração.

6.2 Novas Perspectivas

O Capítulo 5 tratou da alocação de conexões com disponibilidade garantida. A disponibilidade é uma métrica importante que consegue representar a suscetibilidade da conexão a falhas. Já a seção anterior mostrou ser possível associar à disponibilidade de intervalo especificada em SLAs o risco de não-cumprimento do contrato. Seguindo a mesma linha, parece razoável que a continuação do trabalho procure aproximar ainda mais questões de engenharia e de mercado. Afinal, a decisão de qual disponibilidade garantir, e a que risco, depende da receita gerada pelo serviço e das penalidades pelo não-cumprimento do contrato. Pode-se sugerir portanto que se levem em conta fatores econômicos na alocação de novas conexões e da proteção, tais como a utilidade do cliente, os preços praticados e os cenários de competição ou monopólio. Sob este prisma, uma nova perspectiva seria não mais rotear conexões com disponibilidade garantida, mas conexões com risco máximo garantido de não-cumprimento dos contratos.

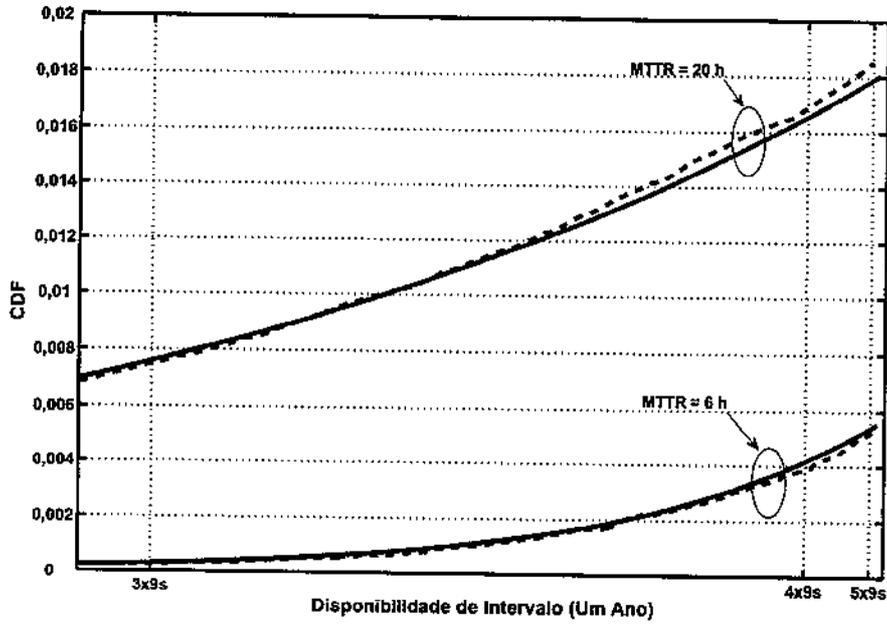


Figura 6.2: CDF da disponibilidade de intervalo (3x9s, 4x9s e 5x9s significam uma disponibilidade de 0,999, 0,9999 e 0,99999). Linha contínua: simulações. Linha tracejada: resultados numéricos.

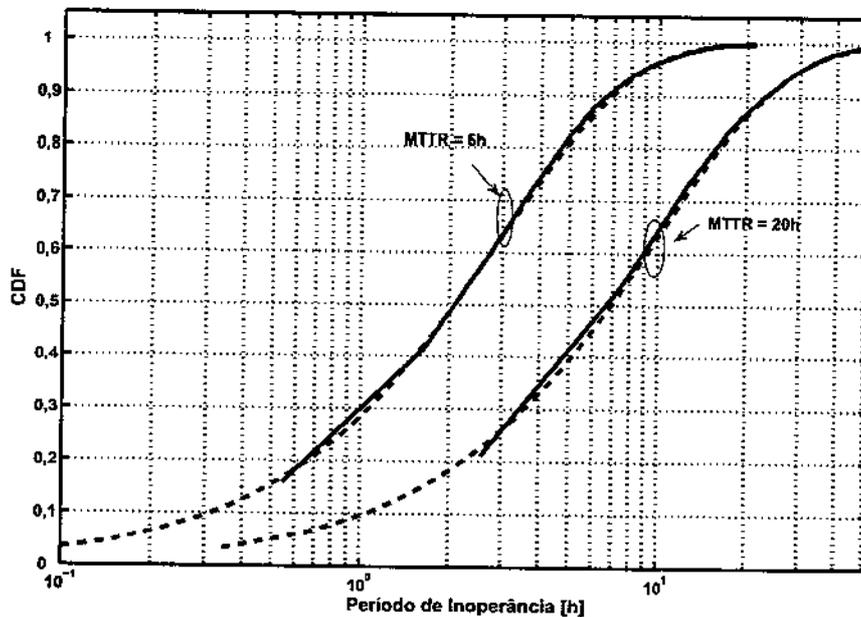


Figura 6.3: CDF dos períodos de inoperância. Linha contínua: simulações. Linha tracejada: resultados do método analítico.

Capítulo 7

Conclusões

A heterogeneização do tráfego em redes ópticas motiva a diferenciação dos serviços. A habilidade de sobrevivência é um fator importante de diferenciação de serviços em redes de núcleo. A habilidade de sobrevivência pode ser controlada por mecanismos de proteção e restauração. Mecanismos de proteção reservam capacidade alternativa na rede para que o serviço consiga funcionar durante e após falhas em seu trajeto original. A habilidade de sobrevivência de uma conexão pode ser quantificada pela sua habilidade em sobreviver a diversos cenários de falha na rede. Por exemplo, todas as falhas simples em fibras da rede, ou todas as falhas duplas. Entretanto, são necessárias métricas para que a capacidade alternativa alocada para o tráfego heterogêneo seja reservada de modo eficiente. Tais métricas devem levar em consideração o comprimento das conexões. Afinal, conexões curtas são geralmente menos suscetíveis a falhas que conexões longas. Daí o interesse pela métrica disponibilidade: é a probabilidade média de um sistema estar operante em um intervalo de observação que tende ao infinito. De fato, a disponibilidade pode ser utilizada como critério na alocação da capacidade alternativa para conexões. Uma possível abordagem é alocar conexões com disponibilidade garantida, o que depende de ferramentas para a estimação de disponibilidade de conexões protegidas.

Os métodos de estimação da disponibilidade de conexões protegidas propostos recen-

temente eram adaptações das fórmulas dos sistemas série/paralelo de conhecimento geral. Verificou-se por meio de simulações que em alguns casos as adaptações resultavam em desvios relevantes. Este trabalho propôs métodos para a estimação de disponibilidade baseados em cadeias de Markov. O modelo assume que falhas ocorrem independentemente na rede, que o tempo entre a chegada de falhas consecutivas em um elemento de rede segue uma distribuição de Poisson, e seu tempo médio de reparo segue uma distribuição exponencial negativa. Os métodos podem ser aplicados a qualquer mecanismo de proteção e restauração em que se possa associar univocamente o estado de falhas da rede (falha ordenada de elementos de rede), ao estado da conexão “operante”, “inoperante”. Os métodos de estimação baseados em cadeias de Markov oferecem resultados acurados usando complexidade computacional moderada, que não impede sua aplicação prática. Derivaram-se os limitantes superior e inferior à (in)disponibilidade da conexão. Os limitantes mostraram-se suficientemente bem ajustados para redes nacionais (do porte de uma rede nacional italiana) e continentais (do porte de uma rede nacional estadunidense). Eles são portanto instrumentos aplicáveis na estimação da disponibilidade de conexões protegidas.

Usando os novos métodos de estimação da disponibilidade foi possível testar os mecanismos DPP e SBPP na proteção do tráfego heterogêneo. Propôs-se um algoritmo que controla o grau de compartilhamento de recursos de proteção de acordo com os requisitos de disponibilidade de conexões. Para uma dada conexão, quanto mais restritivo o requisito de disponibilidade, menor o número de conexões com as quais ela compartilha proteção. As simulações mostraram que em redes nacionais a SBPP pode ser utilizada eficientemente. Com a rede carregada, conexões com disponibilidade 0,999 ou 0,9999 têm bloqueio semelhante. Isto indica ganhos em capacidade quando comparada à DPP, em que não há compartilhamento. Entretanto, para redes continentais a SBPP mostrou-se inadequada. Na rede estadunidense simulada, 60% das conexões com disponibilidade 0,9999 são bloqueadas por não ser possível correspondê-la com apenas um caminho de proteção dedicado. Isto indica que para estas

redes outros mecanismos de proteção e restauração são necessários, como por exemplo alocar mais de um caminho de proteção a cada conexão.

Critérios econômicos também são decisivos na alocação eficiente de conexões com diferenciação de habilidade de sobrevivência. Afinal, o conceito de eficiência pode significar para a operadora dos serviços a maximização dos seus lucros. E para a agência reguladora eficiência pode significar a maximização do bem-estar coletivo. A alocação de conexões com habilidade de sobrevivência diferenciada pode ser pautada pelas métricas vigentes nos contratos de nível de serviço (Service Level Agreements - SLAs). A disponibilidade é uma métrica assintótica dificilmente alcançada na vigência de SLAs. Neles podem constar a disponibilidade de intervalo e o período máximo de inoperância. Estas duas métricas podem ser obtidas por meio de métodos numéricos e analíticos derivados de modelos de Markov. É possível que trabalhos futuros se aproximem ainda mais dos interesses de clientes e operadoras, levando em conta, além das variáveis técnicas de engenharia, condições de fronteira econômicas.

Apêndice A

Topologias

As topologias das redes NSFNet e italiana foram extraídas das Referências [HWZ⁺04] e [AD00], respectivamente.

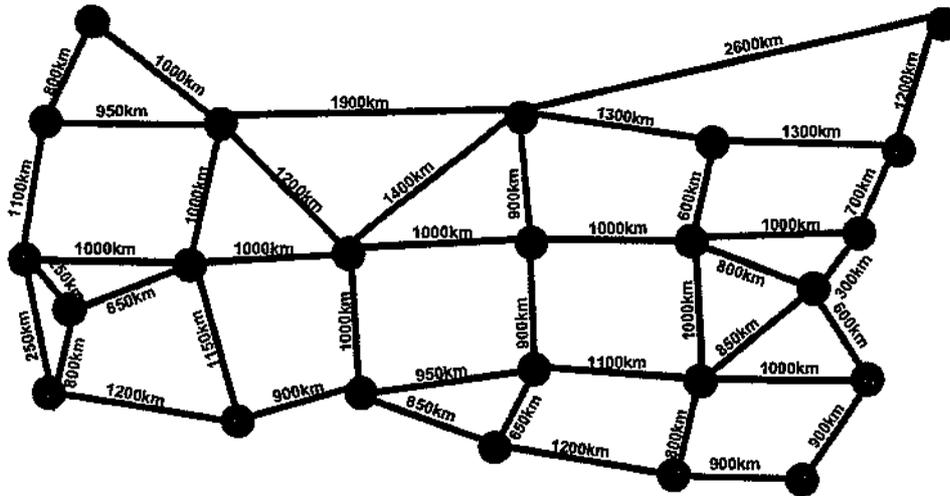


Figura A.1: Rede NSFNet.

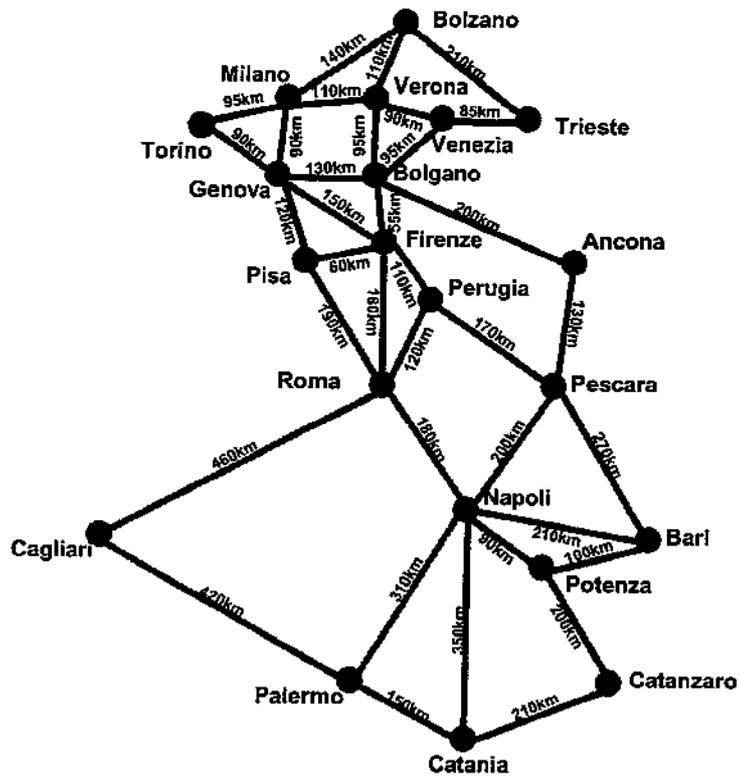


Figura A.2: Rede italiana.

Apêndice B

Cálculo do Tempo Operacional Cumulativo

Este apêndice descreve os princípios básicos do método numérico de cálculo da distribuição do tempo em que um sistema permanece operante em um intervalo de observação (tempo operacional cumulativo), proposto em [dSeSG86]. A razão do tempo operacional cumulativo pelo intervalo de observação é a disponibilidade de intervalo. São considerados os sistemas que podem ser modelados como processos markovianos homogêneos. Outros métodos para o mesmo fim foram propostos [GT88], bem como melhorias ao método original [RS95]. Entretanto, é interessante apresentar os princípios básicos de [dSeSG86] por se tratar de um trabalho fundamental, computacionalmente robusto e que oferece limitantes ao erro. O método baseia-se na técnica de uniformização ou randomização e em algumas propriedades de processos poissonianos. Tais conceitos são apresentados abaixo.

B.1 Uniformização

A técnica de uniformização facilita o cálculo computacional de valores transitórios associados a cadeias de Markov de tempo contínuo por meio de uma cadeia discreta análoga. Pode-se

tomar como exemplo o cálculo da probabilidade de transição $P_{ij}(t) = P\{X(t) = j | X(0) = i\}$, em que $X(t)$ é um processo markoviano; i e j são estados assumidos por $X(t)$. As derivações abaixo foram extraídas de [Ros00].

Considere uma cadeia de Markov na qual o tempo médio do processo em cada estado é o mesmo. Ou seja, a taxa de transição $\nu_i = \nu$ para todos os estados i . Neste caso, as transições efetuadas pelo processo em t , $\{N(t), t \geq 0\}$, constituem um processo poissoniano com taxa ν . É possível condicionar $P_{ij}(t)$ em $N(t)$:

$$\begin{aligned} P_{ij}(t) &= P\{X(t) = j | X(0) = i\} = & (B.1) \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} P\{X(t) = j | X(0) = i, N(t) = n\} P\{N(t) = n | X(0) = i\} = \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} P\{X(t) = j | X(0) = i, N(t) = n\} e^{-\nu t} \frac{(\nu t)^n}{n!}. \end{aligned}$$

Na equação acima $P\{X(t) = j | X(0) = i, N(t) = n\} = P_{ij}^n$ é a probabilidade de a cadeia de Markov migrar do estado i para o estado j em exatamente n transições, e está associada à cadeia de Markov discreta. Pode-se então reescrever a Equação B.1:

$$P_{ij}(t) = \sum_{n=0}^{\infty} P_{ij}^n e^{-\nu t} \frac{(\nu t)^n}{n!}. \quad (B.2)$$

A probabilidade $P_{ij}(t)$ pode ser computacionalmente aproximada pelo lado direito da Equação B.2. Adiciona-se as contribuições significativas do somatório. Os valores P_{ij}^n são obtidos por multiplicações sucessivas da matriz de probabilidades de transição. Aparentemente o método de cálculo de $P_{ij}(t)$ descrito acima não seria aplicável à maioria das cadeias de Markov devido à restrição que $\nu_i = \nu$ para todo i . Entretanto, o simples artifício de introduzir transições fictícias de estados para si mesmos, faz com que o método seja aplicável na condição abaixo.

Seja qualquer cadeia de Markov em que as taxas de transição ν_i são limitadas:

$$v_i \leq v, \quad (\text{B.3})$$

para todo i . O processo deixa um estado i a uma taxa v_i . Mas isto é equivalente a supor que as transições ocorrem a uma taxa v , mas somente v_i/v das transições são reais, e as transições restantes $(1 - v_i/v)$ são fictícias, para o mesmo estado i . Sendo assim, qualquer cadeia de Markov homogênea que satisfaça a desigualdade B.3 pode ser vista como um processo cujo tempo entre chegadas segue uma distribuição exponencial negativa com taxa v , e a transição de um estado i para um estado j , ocorre com probabilidade P_{ij}^* :

$$P_{ij}^* = \begin{cases} 1 - \frac{v_i}{v}, & j = i; \\ \frac{v_i}{v} P_{ij} & j \neq i. \end{cases} \quad (\text{B.4})$$

Conseqüentemente, para uma cadeia de Markov em que as taxas de transição dos estados são diferentes ($v_i \neq v_j$), mas $v_i \leq v$ para todo i , pode-se reescrever a Equação B.2 como:

$$P_{ij}(t) = \sum_{n=0}^{\infty} P_{ij}^{*n} e^{-vt} \frac{(vt)^n}{n!}, \quad (\text{B.5})$$

em que P_{ij}^* são as probabilidades de transição da cadeia uniformizada, correspondentes à Equação B.4. Este método de uniformizar a taxa de transição entre estados pela introdução de transições fictícias é chamado uniformização ou randomização.

B.2 Algumas Propriedades de Processos Poissonianos

A discussão abaixo sobre algumas propriedades de processos poissonianos foi extraída de [dSeSG86]. Considere um processo poissoniano de taxa v , e assuma que houve n eventos em $(0, t)$ nos instantes $0 < \tau_1 < \dots < \tau_n < t$. Agora, sejam U_1, \dots, U_n variáveis aleatórias independentes e identicamente distribuídas, com distribuição uniforme, em $(0, t)$, e seja $U_{(1)}, \dots, U_{(n)}$

sua ordem estatística (valores ordenados de amostras de variáveis aleatórias independentes e igualmente distribuídas). Sabe-se que a distribuição conjunta de τ_i (condicionada em n chegadas em t) é idêntica à distribuição de $U_{(i)}$. Defina os $n + 1$ intervalos Y_i como $Y_1 = U_{(1)}, Y_2 = U_{(2)} - U_{(1)}, \dots, Y_n = U_{(n)} - U_{(n-1)}, Y_{n+1} = t - U_{(n)}$. Note que as variáveis aleatórias Y_1, \dots, Y_{n+1} são dependentes. Entretanto, sabe-se que os Y_i são comutáveis, ou seja,

$$P[Y_1 \leq s_1, Y_2 \leq s_2, \dots, Y_{n+1} \leq s_{n+1}] = P[Y_{i_1} \leq s_1, Y_{i_2} \leq s_2, \dots, Y_{i_{n+1}} \leq s_{n+1}], \quad (\text{B.6})$$

para todas as permutações i_1, \dots, i_{n+1} de $1, \dots, n + 1$. A Equação B.6 é a propriedade de comutabilidade. Daí deriva-se uma segunda propriedade importante: a distribuição da soma de quaisquer $k \leq n$ intervalos Y_i é igual à distribuição de $U_{(k)}$, afinal, $U_{(k)}$ é igual à soma dos k primeiros intervalos: $U_{(k)} = Y_1 + \dots + Y_k$. Ora, a distribuição de $U_{(k)}$ é conhecida. Sendo assim:

$$P[Y_{i_1} + \dots + Y_{i_k} \leq s] = P[U_{(k)} \leq s] = \sum_{i=k}^n \binom{n}{i} \left(\frac{s}{t}\right)^i \left(1 - \frac{s}{t}\right)^{n-i}. \quad (\text{B.7})$$

B.3 Cálculo do Tempo Operacional Cumulativo

Deseja-se calcular a cdf do tempo operacional cumulativo em um intervalo de observação $(0, t)$: $P[O(t) \leq s]$. Seja n o número de transições em $(0, t)$, e k o número de intervalos em que o sistema está operacional. Usando o princípio da comutabilidade e a Equação B.7 pode-se mostrar que [dSeSG86]:

$$P[O(t) \leq s | n, k] = \sum_{i=k}^n \binom{n}{i} \left(\frac{s}{t}\right)^i \left(1 - \frac{s}{t}\right)^{n-i}. \quad (\text{B.8})$$

Seja $\Omega[n, k]$ a probabilidade de a cadeia de Markov subordinada, depois da uniformização, visitar k estados operacionais dadas n transições. Retirando da Equação B.8 a condição relativa a k obtém-se:

$$P[O(t) \leq s|n] = \sum_{k=0}^n \Omega[n, k] \sum_{i=k}^n \binom{n}{i} \left(\frac{s}{t}\right)^i \left(1 - \frac{s}{t}\right)^{n-i}. \quad (\text{B.9})$$

Finalmente, retirando da Equação B.9 a condição relativa a n obtém-se:

$$P[O(t) \leq s] = \sum_{n=0}^{\infty} e^{-vt} \frac{(vt)^n}{n!} \sum_{k=0}^n \Omega[n, k] \sum_{i=k}^n \binom{n}{i} \left(\frac{s}{t}\right)^i \left(1 - \frac{s}{t}\right)^{n-i}, \quad (\text{B.10})$$

em que v é a taxa do processo poissoniano obtido após a uniformização. A Equação B.10 é o cerne do método utilizado para a computação do tempo operacional cumulativo. O valor $\Omega[n, k]$ é obtido por métodos computacionais iterativos aplicados à cadeia de Markov discreta do processo uniformizado [dSeSG86].

Apêndice C

Lista de Símbolos

$K_1(i)$ Restaurabilidade a falha simples na fibra i

K_1 Restaurabilidade a todas as falhas simples

K_2 Restaurabilidade a todas as falhas duplas

$R(t)$ Função de confiabilidade

$F(t)$ Função distribuição cumulativa da distribuição de falhas

$f(t)$ Função densidade de probabilidade da distribuição de falhas

$\lambda(t)$ Função de taxa de falhas

q_{le} Taxa de transição do estado l para o estado e em uma cadeia de Markov

μ Taxa de reparos

$A(t)$ Disponibilidade instantânea

$AA(IT)$ Disponibilidade média de intervalo

A Disponibilidade assintótica ou simplesmente disponibilidade

- U Indisponibilidade assintótica ou simplesmente indisponibilidade
- $I_{AV}(IT)$ Disponibilidade de intervalo
- A_p Disponibilidade de um sistema de elementos em paralelo
- A_s Disponibilidade de um sistema de elementos em série
- U_p Indisponibilidade de um sistema de elementos em paralelo
- U_s Indisponibilidade de um sistema de elementos em série
- FIT_E Taxa de falhas do elemento E em FITs
- $O(IT)$ Tempo total em que o sistema permanece operante em um intervalo
- c Conexão óptica
- w Caminho de trabalho
- f_w Fibras pelas quais passa o caminho de trabalho
- b Caminho de proteção
- f_b Fibras pelas quais passa o caminho de proteção
- SG Grupo de caminhos de trabalho cujos caminhos de proteção compartilham capacidade com b
- f_{SG} Fibras pelas quais passam os caminhos de trabalho cujos caminhos de proteção compartilham capacidade com b
- Λ Número de comprimentos de onda na rede
- L Número de fibras na rede
- M Número de nós na rede

Apêndice D

Lista de Acrônimos

ATM Asynchronous Transfer Mode

CDF Cumulative Distribution Function

DiR Differentiated Reliability

DPP Dedicated Path Protection

FIT Failure in Time

MTBF Mean Time Between Failures

MTTF Mean Time to Failure

MTTR Mean Time to Repair

PDF Probability Density Function

OXC Optical Cross-Connect

PR Path Restoration

P-Cycle Pre-Configured Cycle

- QoP** Quality of Protection.
- RWA** Routing and Wavelength Assignment
- SBPP** Shared Backup Path Protection
- SDH** Synchronous Digital Hierarchy
- SG** Sharing Group
- SGRP** Sub-Graph Routing Protection
- SLA** Service Level Agreement
- SLSP** Short Leap Shared Protection
- SP** Span Protection
- SPAWG** Shortest Path Algorithm in the Wavelength Graph
- SR** Span Restoration
- SRLG** Shared Risk Link Group
- TTF** Time to Failure
- WDM** Wavelength Division Multiplexing
- WS** Wavelength Selective

Referências Bibliográficas

- [AD00] M. Ali e S. Deogun. Power-efficient design of multicast wavelength-routed networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 18:1852–1862, outubro de 2000.
- [APM⁺03] D. Arci, D. Petecchi, G. Maier, A. Pattavina, e M. Tornatore. Availability models for protection techniques in WDM networks. Em *Proc. DRCN'03*, páginas 158–166, Banff, Canadá, outubro de 2003.
- [BS95] A.W. Brander e M.C. Sinclair. A comparative study of k-shortest path algorithms. Em *11th UK Performance Engineering Workshop*, páginas 370–379, Liverpool, Reino Unido, setembro de 1995.
- [CBB⁺05] R. Clemente, M. Bartolli, M. C. Bossi, G. D'orazio, e G. Cosmo. Risk management in availability SLA. Em *Proc. DRCN'05*, páginas 411–418, Ischia, Itália, outubro de 2005.
- [CFZ96] I. Chlamtac, A. Farago, e T. Zhang. Lightpath (wavelength) routing in large WDM networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 14(5), junho de 1996.
- [CG02a] M. Clouqueur e W. D. Grover. Availability analysis of span-restorable mesh networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 20:810–821, maio de 2002.

- [CG02b] M. Clouqueur e W. Grover. Mesh-restorable networks with complete dual failure restorability and with selectively enhanced dual-failure restorability properties. Em *Proc. OptiComm'02*, Boston, EUA, julho de 2002.
- [CM83] V. M. Catuneanu e A. N. Mihalache. *Reliability Fundamentals*. Elsevier, Amsterdã, Holanda, 1983.
- [Cra93] D. Crawford. Fiber optical cable dig-ups, causes and cures. Em *Network reliability, a report to the nation - compendium of technical papers*, National Engineering Consortium, Chicago, junho de 1993.
- [DCG03] J. Doucette, M. Clouqueur, e W. Grover. On the availability and capacity requirements of shared backup path-protected mesh networks. *Optical Networks Magazine*, 4(6):29–44, novembro/dezembro de 2003.
- [DFS03] P. Datta, M. T. Frederick, e A. K. Somani. Sub-graph routing: a novel fault-tolerant architecture for shared-risk link group failures in WDM optical networks. Em *Proc. DRCN'03*, Banff, Canadá, outubro de 2003.
- [dSeSG86] H. de Souza e Silva e H. Richard Gail. Calculating cumulative operational time distributions of repairable computer systems. *IEEE Trans. Comput.*, c-35(4):322–332, abril de 1986.
- [Ebe97] C. E. Ebeling. *An Introduction to Reliability and Maintainability*. McGraw-Hill, Nova York, EUA, 1997.
- [FS03] M. T. Frederick e A. K. Somani. A single-fault recovery strategy for optical networks using subgraph routing. Em *Proc. ONDM'03*, páginas 549–568, Budapeste, Hungria, fevereiro de 2003.

- [FT01] A. Fumagalli e M. Tacca. Differentiated reliability (DiR) in WDM rings without wavelength converters. Em *Proc. ICC'01*, páginas 288–291, Helsinque, Finlândia, 2001.
- [Gro04] W. D. Grover. *Mesh-Based Survivable Networks*. Prentice Hall, Upper Saddle River, EUA, 2004.
- [GS98] W. D. Grover e D. Stamatelakis. Cycle-oriented distributed preconfiguration: ring-speed with mesh-like capacity for self-planning network restoration. Em *Proc. ICC'98*, Atlanta, EUA, junho de 1998.
- [GS02] O. Gerstel e G. Sasaki. Quality of protection (QoP): a quantitative unifying paradigm to protection service grades. *Optical Networks Magazine*, 3(3):40–50, maio/junho de 2002.
- [GT88] A. Goyal e A. N. Tantawi. A measure of guaranteed availability and its numerical evaluation. *IEEE Trans. Comput.*, 37(1):25–32, janeiro de 1988.
- [HM02] P. Ho e H. T. Mouftah. A framework for service guaranteed shared protection in WDM mesh networks. *IEEE Commun. Mag.*, 40(2):97–103, fevereiro de 2002.
- [HS03] W. He e A. K. Somani. Path-based protection for surviving double-link failures in mesh-restorable networks. Em *Proc. Globecom'03*, páginas 2558–2563, São Francisco, EUA, novembro de 2003.
- [HWHM04] Y. Huang, W. Wen, J. P. Heritage, e B. Mukherjee. Availability-guaranteed service provisioning with shared-path protection in optical WDM networks. Em *Proc. OFC*, Los Angeles, EUA, fevereiro de 2004.

- [HWZ⁺04] Y. Huang, W. Wen, J. Zhang, J. P. Heritage, e B. Mukherjee. A new link-state availability model for reliable protection in optical WDM networks. Em *Proc. ICC'04*, Paris, França, junho de 2004.
- [JH04] M. Jaeger e R. Huelsermann. Service availability of shared path protection in optical mesh networks. Em *Proc. ECOC'04*, Estocolmo, Suécia, setembro de 2004.
- [Lew87] E. E. Lewis. *Introduction to Reliability Engineering*. John Willey Sons, Inc., Nova York, EUA, 1987.
- [MH03] H. T. Mouftah e P.-H. Ho. *Optical Networks: Architecture and Survivability*. Kluwer Academic Publishers, 2003.
- [MPR⁺05] D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, R. P. Ribeiro, D. A. Schupke, e H. Waldman. Dynamic provisioning of shared-backup path protected connections with guaranteed availability requirements. Em *IEEE/CreateNet GOSP Workshop*, Boston, EUA, outubro de 2005.
- [MPS⁺04] D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, M. S. Savasini, G. S. Pavani, e H. Waldman. Inter-arrival planning for sub-graph routing protection in WDM networks. Em José Neuman de Souza, Petre Dini, e Pascal Lorenz, editores, *ICT*, volume 3124 de *Lecture Notes in Computer Science*, páginas 328–335. Springer, 2004.
- [MPSW04] D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, M. S. Savasini, e H. Waldman. On-arrival planning for sub-graph routing protection in WDM networks. Em *Optical Networks and Technologies Conference*, Pisa, Itália, outubro de 2004.
- [MQWS06] D. A. A. Mello, G. S. Quitério, H. Waldman, e D. A. Schupke. Specification of SLA survivability requirements for optical path protected connections. Em *Proc. OFC'06*, Anaheim, EUA, março de 2006.

- [MSSW05] D. A. A. Mello, D. A. Schupke, M. Scheffel, e H. Waldman. Availability maps for connections in WDM optical networks. Em *Proc. DRCN'05*, Ischia, Itália, outubro de 2005.
- [MSW05] D. A. A. Mello, D. A. Schupke, e H. Waldman. A matrix-based approach to connection unavailability estimation in shared backup path protection. *IEEE Commun. Lett.*, 9(9):844–846, setembro de 2005.
- [OZZ+04] C. Ou, J. Zhang, H. Zhang, L.H. Sahasrabudhe, e B. Mukherjee. New and improved approaches for shared-path protection in WDM mesh networks. *J. Lightwave Technol.*, 22(5):1223–1232, maio de 2004.
- [PP02] A. Papoulis e S. U. Pillai. *Probability, Random Variables and Stochastic Processes*. McGraw-Hill, Nova York, 2002.
- [PTF05] Z. Pándi, M. Tacca, e A. Fumagalli. A threshold based on-line RWA algorithm with end-to-end reliability guarantees. Em *Proc. ONDM'05*, páginas 447–453, Milão, Itália, fevereiro de 2005.
- [Ros00] S. M. Ross. *Introduction to Probability Models*. Academic Press, São Diego, EUA, 2000.
- [RS95] G. Rubino e B. Sericola. Interval availability analysis using denumerable Markov processes: application to multiprocessor subject to breakdown and repair. *IEEE Trans. Comput.*, 44(2):286–291, fevereiro de 1995.
- [RS02] R. Ramaswami e K. N. Sivarajan. *Optical Networks: a Practical Perspective*. Morgan Kaufmann Publishers, 2002.
- [RSM03] S. Ramamurthy, L. Sahasrabudhe, e B. Mukherjee. Survivable WDM mesh networks. *J. Lightwave Technol.*, 21(4):870–883, abril de 2003.

- [SAF01] D. A. Schupke, A. Autenrieth, e T. Fischer. Survivability of multiple fiber duct failures. Em *Proc. DRCN'01*, Budapeste, Hungria, outubro de 2001.
- [SGZ04] C. V. Saradhi, M. Gurusamy, e L. Zhou. Differentiated QoS for survivable WDM optical networks. *IEEE Commun. Mag.*, páginas S8–S14, maio de 2004.
- [SMPW04] M. S. Savasini, D. A. A. Mello, J. U. Pelegriani, e H. Waldman. Colorimento flexível de caminhos de proteção em redes ópticas WDM protegidas por subgrafos. Em *XXI SBT*, Belém, Brasil, setembro de 2004.
- [SR01] S. Sengupta e R. Ramamurthy. Capacity efficient distributed routing of mesh-restorable lightpaths in optical networks. Em *Proc. Globecom'01*, São Antônio, EUA, novembro de 2001.
- [TFU03] M. Tacca, A. Fumagalli, e F. Unghvary. Double-fault shared path protection scheme with constrained connection downtime. Em *Proc. DRCN'03*, páginas 181–188, Banff, Canadá, outubro de 2003.
- [TN94] M. To e P. Neusy. Unavailability analysis of long-haul networks. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 12(1):100–109, janeiro de 1994.
- [TZT03] A. Tzanakaki, I. Zacharopoulos, e I. Tomkos. Optical add/drop multiplexers and optical cross-connects for wavelength routed networks. Em *ICTON'03*, Varsóvia, Polônia, junho de 2003.
- [TZT04] A. Tzanakaki, I. Zacharopoulos, e I. Tomkos. Broadband building blocks. *IEEE Circuits Devices Mag.*, páginas 32–37, março/abril de 2004.
- [VCD+05] S. Verbrugge, D. Colle, P. Demeester, R. Huelsermann, e M. Jaeger. General availability model for multilayer transport networks. Em *Proc. DRCN'05*, Ischia, Itália, outubro de 2005.

- [WMM] H. Wang, E. Modiano, e M. Medard. Partial path protection for WDM networks: End-to-end recovery using local failure information. Em *Proc. IEEE ISCC'02*, Taormina, Itália.
- [ZG05] L. Zhou e W. D. Grover. A theory for setting the “safety margin” on availability guarantees in an SLA. Em *Proc. DRCN'05*, páginas 403–409, Ischia, Itália, outubro de 2005.
- [ZM04] J. Zhang e B. Mukherjee. A review of fault management in WDM mesh networks: basic concepts and research challenges. *IEEE Network*, 18(2):41–48, março/abril 2004.
- [ZZZM03] J. Zhang, K. Zhu, H. Zang, e B. Mukherjee. A new provisioning framework to provide availability-guaranteed service in WDM mesh networks. Em *Proc. ICC'03*, páginas 1484–1488, Anchorage, EUA, maio de 2003.

