



UNICAMP Universidade Estadual de Campinas

Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação

Departamento de Comunicações-DECOM

**CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO DO PROTOCOLO
TCP EM SISTEMAS DE COMUNICAÇÃO SEM FIO CDMA
USANDO ESTRATÉGIAS DE DETECÇÃO
MULTIUSUÁRIO, ARRANJO DE ANTENAS E CORREÇÃO
DE ERRO FEC**

Gonzalo Fernando Olmedo Cifuentes

Tese submetida à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação
da UNICAMP como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do
título de Doutor em Engenharia Elétrica

Banca Examinadora:

Prof Dr. Celso de Almeida (Orientador)-FEEC/UNICAMP

Prof Dr. Ricardo Zelenovsky - Universidade de Brasília UNB

Prof Dr. Carlos Eduardo Câmara - Universidade São Francisco

Prof Dr. Rodrigo Ramos - Universidade Federal do Vale do São Francisco UNIVASF

Prof Dr. Dalton Soares Arantes - FEEC/UNICAMP

Prof Dr. Renato Baldini Filho - FEEC/UNICAMP

Prof Dr. Jaime Portugheis - FEEC/UNICAMP

Campinas, 28 de novembro de 2008

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

OL5c Olmedo Cifuentes, Gonzalo Fernando
Controle de congestionamento do protocolo TCP em sistemas de comunicação sem fio CDMA usando estratégia de detecção multiusuário, arranjo de antenas e correção de erro FEC / Gonzalo Fernando Olmedo Cifuentes. --Campinas, SP: [s.n.], 2008.

Orientador: Celso de Almeida.
Tese de Doutorado - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Acesso múltiplo por divisão de código. 2. TCP/IP (Protocolo de rede de computação). 3. Detecção de sinais. 4. Codigos de controle de erros (Teoria da informação). I. Almeida, Celso. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Título em Inglês: A new TCP congested window algorithm for wireless CDMA system using multiuser decorrelating detection, antenna array and FEC

Palavras-chave em Inglês: CDMA, TCP, MUD, FEC

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Ricardo Zelenovsky, Carlos Eduardo Câmara, Dalton Soares Arantes, Renato Baldini Filho

Data da defesa: 28/11/2008

Programa de Pós Graduação: Engenharia Elétrica

COMISSÃO JULGADORA - TESE DE DOUTORADO

Candidato: Gonzalo Fernando Olmedo Cifuentes

Data da Defesa: 28 de novembro de 2008

Título da Tese: "Controle de Congestionamento do Protocolo TCP em Sistemas de Comunicação sem Fio CDMA Usando Estratégias de Detecção Multiusuário, Arranjo de Antenas e Correção de Erro FEC"

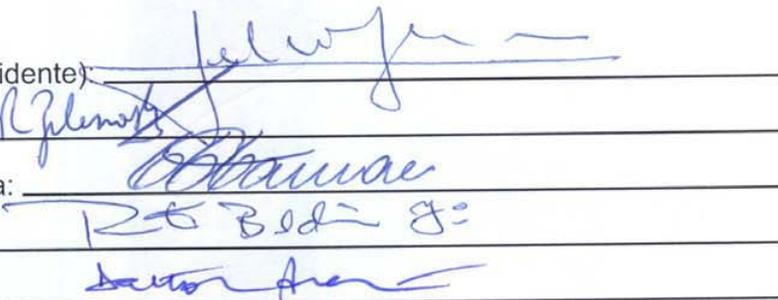
Prof. Dr. Celso de Almeida (Presidente):

Prof. Dr. Ricardo Zelenovsky:

Prof. Dr. Carlos Eduardo Câmara:

Prof. Dr. Renato Baldini Filho:

Prof. Dr. Dalton Soares Arantes:



Resumo

Neste trabalho foi proposto um novo algoritmo para o controle da janela de congestionamento do protocolo TCP, que melhora o desempenho da vazão de dados em redes sem fio. A estimação da banda disponível responsável pela melhoria do sistema, se dá pois os segmentos TCP com erro produzidos pelo canal sem fio são reconhecidos por uma confirmação negativa NACK, ou quando o buffer do sistema enche. Para o mecanismo proposto, uma expressão analítica da vazão de dados em função da probabilidade de erro de segmentos TCP no canal sem fio é obtida. No sistema sem fio é analisado o enlace reverso de sistemas CDMA de seqüência direta, tanto síncrono, como assíncrono, considerando um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh e modulação BPSK. São comparados diferentes tipos de receptores, que usam detecção multiusuário descorrelacionadora, arranjo de antenas e codificação de canal do tipo convolucional ou turbo. Foram obtidas expressões simples e precisas, antes não encontradas na literatura da eficiência assintótica média e da probabilidade de erro de bit que foram comparadas com resultados de simulação. Foram comparadas três estratégias propostas de decodificação iterativa turbo. Expressões de complexidade computacional do receptor também foram elaboradas.

Abstract

In this work, we propose a new TCP congested window algorithm that improves the performance for wireless networks, where the TCP segments with errors caused by the wireless channel are recognized by a negative acknowledgement (NACK) or when the system buffer is full, the protocol estimate the available bandwidth. For the proposed strategy, a simple analytic characterization of the steady state throughput as a function of the TCP segment error probability for the wireless channel is obtained. In the wireless system, we consider the reverse link of synchronous and asynchronous direct-sequences code division multiple access (DS-CDMA) systems in frequency-selective Rayleigh fading channels and BPSK modulation. Different types of receivers using multiuser decorrelating detection, antenna array and convolutional or turbo coding are compared. Simple and precise novel close-form analytic expressions for the asymptotic multiuser efficiency and for the mean bit error probability are derived. The proposed expressions of the analytic model developed to evaluate the performance of those systems are verified by the results of computer simulations. For turbo code, three iterative turbo decoding strategies are proposed and compared. Expressions for computational complexity are also obtained.

A Nancy e Camila
A Lucila, Lilian e Bolo
A Nebo, Alexis, e Mayfe
A meu Pai

Agradecimentos

A Deus, pela força, o valor, e as bênçãos entregues desde o primeiro dia em que cheguei ao Brasil, permitindo-me concluir este objetivo.

Ao Professor Celso de Almeida, pela oportunidade brindada para realizar meus estudos de pós-graduação neste país. Pela paciência e dedicação com a culminação deste trabalho, e pelo apoio incondicional durante todo este tempo, o meu mais sincero agradecimento.

Aos professores do Departamento de Comunicações da Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação, em especial aos professores Renato Baldini Filho e Jaime Portugheis pelas sugestões.

A todos aqueles que, direta ou indiretamente, contribuíram de alguma forma para a conclusão desta tese, especialmente aos amigos Rodrigo, Tarciana, José, Marzio, Julio e André, pelo apoio, amizade e pelos conhecimentos compartilhados.

A minhas amadas Camila e Nancy, pela luta conjunta para cumprir com este objetivo.

A minha família pela ajuda incondicional e força moral entregue durante todo este tempo.

Aos diretores e aos colegas da Escola Politécnica do Exército no Equador, pelo apoio, incentivo e motivação.

Aos Professores membros da banca examinadora.

À CAPES no Brasil pelo apoio financeiro no Doutorado.

Conteúdo

1	Caracterização do Problema	1
1.1	Introdução	1
2	Conceitos Básicos	7
2.1	O Sistemas Móvel Celular	7
2.2	Interferência	8
2.3	Setorização	8
2.4	Perda de Percurso	8
2.4.1	Sombreamento	9
2.5	Desvanecimento	9
2.5.1	Efeito Doppler	10
2.5.2	Seletividade em frequência do canal	11
2.6	Diversidade	12
2.6.1	Diversidade Temporal	13
2.6.2	Diversidade em Frequência	13
2.6.3	Diversidade Espacial	13
2.6.4	Métodos de Combinação	13
2.6.5	Espalhamento Espectral	14
2.7	Técnica CDMA	17
2.7.1	Seqüências de Espalhamento	18
2.7.2	Seqüências Aleatórias	18
2.8	Receptor Rake	19
2.8.1	Desempenho do Receptor Rake em Sistemas CDMA	21
2.9	Arranjo Linear de Antenas	29
2.9.1	Introdução	29
2.9.2	Vetor de Assinatura Espacial	32
2.9.3	Relação Sinal-Interferência	34
2.9.4	Interferência Média Normalizada	36
2.9.5	Modelo de Canal Espaço-Temporal	37
2.9.6	Receptor Rake-2D	40
2.10	Generalidades da Detecção Multiusuário	41
2.10.1	Modelo do Receptor Descorrelacionador MUD-D	42
2.10.2	Modelo Matricial para Canais Seletivos em Frequência	49
2.11	Códigos Corretores de Erros	53
2.12	Códigos Convolucionais	53

2.13	Códigos Turbo	55
2.13.1	Codificador CRS	56
2.13.2	Codificador Turbo CCP	57
2.13.3	Entrelaçador	58
2.13.4	Puncionamento	59
2.13.5	Bits de zeramento	59
2.14	Princípios de Decodificação Turbo	60
2.14.1	Introdução à Teoria de Detecção	60
2.14.2	Logaritmo da razão de verossimilhança a-posteriori	62
2.15	Decodificação Iterativa	63
2.16	Algoritmo BCJR	65
2.16.1	Informação Extrínseca	70
2.17	Algoritmo BCJR para Canais com Desvanecimento	73
2.17.1	Modelo de canal com desvanecimento	73
2.17.2	Modificação do algoritmo BCJR	74
2.18	Algoritmo BCJR usando Diversidade	76
2.19	Generalidades do Protocolo TCP	78
2.19.1	Janelas Deslizantes	80
2.19.2	Controle de Congestionamento	84
2.19.3	Aversão do Congestionamento	85
2.19.4	Comportamento do Mecanismo de Controle de Congestionamento em Canais Sem Fio	85
3	Receptores MUD-D para Canais Seletivos em Frequência	89
3.1	Modelo do Receptor RDD	89
3.1.1	Detecção Descorrelacionadora RDD	90
3.1.2	Complexidade Computacional	93
3.1.3	Eficiência Assintótica Multiusuário	94
3.2	Modelo do Receptor MDD	99
3.2.1	Detecção Descorrelacionadora MDD	100
3.2.2	Complexidade Computacional	102
3.2.3	Eficiência Assintótica Multiusuário	102
3.3	Probabilidade de Erro de Bit	106
3.4	Resultados	107
4	Receptores MUD-D e Arranjo de Antenas	113
4.1	Modelo do sistema	113
4.2	Modelo Matricial	115
4.2.1	Vector de assinatura espacial	115
4.3	Modelo dos Receptores MDD e RDD	115
4.4	Modelo do Receptor RDD-2D	117
4.4.1	Detecção Descorrelacionadora RDD-2D	118
4.5	Eficiência assintótica multiusuário	120
4.5.1	Complexidade Computacional	125
4.6	Probabilidade de erro de bit	125

4.7	Resultados	127
5	Receptores MUD-D e Códigos Corretores de Erros	135
5.1	Modelo do sistema	135
5.2	Modelo Matricial	137
5.3	Modelo do Receptor RDD-2D usando códigos FEC	137
5.3.1	Detecção descorrelacionadora RDD-2D	137
5.4	Detecção descorrelacionadora e decodificação Turbo (MUD-D-Turbo)	138
5.4.1	Decodificação Iterativa	139
5.4.2	Complexidade Computacional	141
5.4.3	Resultados	142
5.5	Detecção Descorrelacionadora e Decodificação Convolutacional	143
5.5.1	Complexidade Computacional	148
5.5.2	Resultados	149
6	Otimização do Protocolo TCP para Canais Sem Fio	153
6.1	Introdução	153
6.2	Modelagem Matemática do Protocolo TCP	154
6.2.1	Variação do tamanho da janela de congestionamento	154
6.3	Estimativa da Janela de Congestionamento	158
6.3.1	Algoritmo Reno	158
6.3.2	Algoritmo Westwood	158
6.4	Probabilidade de Perda de Segmento TCP	161
6.5	Análise do Tamanho Inicial da Janela de Congestionamento	161
6.6	Estimativa da Vazão de Dados	162
6.7	Proposta do Novo Protocolo TCP para Canais Sem Fio	163
6.8	Vazão de dados do Protocolo TCP em um Sistema de Comunicações Sem Fio CDMA	170
7	Conclusões	175
7.1	Considerações finais	175
7.2	Contribuições da Tese	179
7.3	Propostas para Trabalhos Futuros	180
7.4	Publicações	180
A	Solução de Integrais	183
A.1	Solução da Primeira Integral	183
A.2	Aproximação de Wilson	184
A.3	Solução da Segunda Integral	185

Lista de Tabelas

3.1	Elementos da Matriz \mathbf{S}_R para o Caso Assíncrono, 2 Usuários e $N = 3$	99
4.1	Elementos da Matriz \mathbf{S}_{2D} para o Caso Assíncrono.	123
6.1	Parâmetros Usados em (6.25) para obter a Vazão de Dados do TCP-Reno e do TCP-Westwood.	163
A.1	Função $F_2(\gamma_{bc})$	185
A.2	Parâmetros para a Fig. A.1.	185

Lista de Figuras

2.1	Técnica de Espalhamento Espectral de Saltos em Freqüência (FH).	15
2.2	Técnica de Espalhamento Espectral por Seqüência Direta (DS).	16
2.3	Diagrama Esquemático de um Receptor Rake.	20
2.4	Geometria de um arranjo linear uniforme de M antenas orientado ao longo do eixo x	30
2.5	Arranjo Linear de Antenas Orientado ao Longo do Eixo x Recebendo uma Onda Plana da Direção θ	31
2.6	Modelo de Canal Espaço-Temporal entre o l -ésimo Percurso do k -ésimo Usuário e um Arranjo Linear de M Antenas Uniformemente Espaçadas. . .	38
2.7	Modelo de um Receptor Rake-2D.	41
2.8	Receptor Descorrelacionador MUD-D.	43
2.9	Diagrama Temporal de um Sistema CDMA Assíncrono com 3 Usuários. . .	44
2.10	Correlação entre 2 Usuários.	44
2.11	Codificador Convolutacional, $\kappa = 3$	54
2.12	Codificador CRS, $\kappa = 3$	56
2.13	Treliça do Codificador CNS, $\kappa = 3$	57
2.14	Treliça do Codificador CRS, $\kappa = 3$	57
2.15	Codificador Turbo CCP.	58
2.16	Codificador Turbo CCP com $q = 2$	58
2.17	Funções de Verossimilhança	61
2.18	Decodificador Iterativo.	64
2.19	Treliça para o Decodificador CRS, $\kappa = 3$	67
2.20	Relação do Modelo OSI com o modelo TCP/IP	78
2.21	Formato do Cabeçalho do Segmento TCP.	84
2.22	Comportamento da Janela de Congestionamento para TCP Reno.	86
2.23	Exemplo de Transmissão sem Fio em um Sistema Celular.	87
2.24	Comportamento da Janela de Congestionamento em Função da Probabilidade de Erro de Segmentos TCP no Canal Sem Fio.	88
3.1	Receptor RDD para Canais Seletivos em Freqüência.	90
3.2	Comparação da Função Densidade de Probabilidade do Sinal Recebido obtidas através de Simulação quando é usado somente o Banco de Receptores Rake e quando é usado o Receptor RDD baseado em (3.5).	92
3.3	Comparação da Função Densidade de Probabilidade do Sinal Recebido obtidas através de Simulação quando é usado somente o Banco de Receptores Rake e quando é usado o Receptor RDD baseado em (3.9).	93

3.4	Simulação para comprovar (3.18).	96
3.5	Receptor Descorrelacionador para Canais Seletivos em Frequência MDD.	100
3.6	Simulação para comprovar (3.47).	105
3.7	Comparação Teórica e Simulada da Eficiência Assintótica Multiusuário Média em Função do Carregamento do Sistema para os Detectores RDD e MDD, considerando $L = 3$ Percursos.	108
3.8	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema CDMA Síncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.	109
3.9	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema CDMA Assíncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.	110
3.10	Comparação da Complexidade Computacional Teórica e Simulada para os Receptores MDD e RDD.	110
3.11	Complexidade Relativa entre MDD e RDD em Função do Número de Usuários parametrizado pelo Número de Percursos para Tamanho de Bloco $N=3$	111
4.1	Receptor para Canais Seletivos em Frequência RDD e Arranjo de Antenas.	116
4.2	Receptor para Canais Seletivos em Frequência MDD e Arranjo de Antenas.	116
4.3	Receptor para Canais Seletivos em Frequência RDD-2D.	117
4.4	Receptor Rake-2D para o u -ésimo Usuário.	118
4.5	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Síncrono, considerando $M = 3$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	128
4.6	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 3$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	129
4.7	Comparação Teórica e Simulada da Eficiência Assintótica Multiusuário Média em Função do Carregamento do Sistema para o Detector RDD-2D, considerando $M = 2$ Antenas e $L = 3$ Percursos.	129
4.8	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Síncrono, considerando $M = 2$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.	130
4.9	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.	130
4.10	Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA RDD-2D Síncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.	131
4.11	Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA RDD-2D Assíncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.	131
4.12	Comparação da Complexidade Computacional Teórica e Simulada para os Receptores Arranjo-MDD, Arranjo-RDD e RDD-2D.	132
4.13	Ganho de Complexidade do Receptor RDD-2D sobre o Receptor Arranjo-MDD, em função do Número de Usuários para $N = 3$ e $M = 3$	133

4.14	Ganho de Complexidade do Receptor RDD-2D sobre o Receptor Arranjo-RDD, em função do Número de Usuários para $N = 3$ e $M = 3$	133
4.15	Ganho de Complexidade do Receptor RDD-2D sobre o Receptor Arranjo-RDD, em função do Número de Usuários para Tamanho de Bloco $N = 3$ e $L = 3$	134
5.1	Modelo 1. Receptor MUD-D-Turbo com Filtragem Descorrelacionadora de todas as Saídas do Canal.	139
5.2	Modelo 2. Receptor MUD-D-Turbo com Filtragem Descorrelacionadora das Saídas Sistemáticas e o Primeiro Símbolo de Paridade.	140
5.3	Modelo 3. Receptor MUD-D-Turbo com Filtragem Descorrelacionadora das Saídas Sistemáticas.	140
5.4	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB e $N_{total} = 10$ bits.	144
5.5	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,3$ e $N_{total} = 10$ bits.	144
5.6	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,3$ e $N_{total} = 500$ bits.	145
5.7	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.	145
5.8	Comparação das Probabilidades de Erro de bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/3$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 7$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.	146
5.9	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.	146
5.10	Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = 1/3$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 7$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.	147
5.11	Relação entre Complexidades para o Receptor MUD-D-Turbo.	147
5.12	Probabilidade de Erro de Bit Média em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Síncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	150
5.13	Probabilidade de Erro de Bit Média em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 2$, $r_c = 1/2$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	150
5.14	Probabilidade de Erro de Bit Média em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = 1/2$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	151

6.1	Evolução da Janela de Congestionamento (TCP-Reno <i>Aversão do Congestionamento</i>).	155
6.2	Diagrama de Tempos do Exemplo 6.2.1	159
6.3	Evolução da Janela de Congestionamento do Exemplo 6.2.1.	159
6.4	Vazão de Dados Normalizada em função da Probabilidade de Erro de Segmentos.	163
6.5	Tamanho da Janela de Congestionamento usando NACKs.	165
6.6	Tamanho da Janela de Congestionamento usando Aversão do Congestionamento.	165
6.7	Diagrama de Tempo usando NACKs e ACKs do Próprio Segmento.	166
6.8	Diagrama de Tempo usando NACKs e ACKs Acumulativos dos Segmentos.	167
6.9	Vazão de Dados Normalizada em função da Probabilidade de Erro de Segmentos para o Modelo Proposto e os Modelos TCP-Reno e TCP-Westwood.	168
6.10	Vazão de Dados Normalizada em função da Probabilidade de Erro de Segmentos para os Modelos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK.	169
6.11	Limitante Superior da Vazão de Dados Normalizada em função da probabilidade de erro de segmentos para o Modelo Proposto.	171
6.12	Vazão de Dados Normalizada do Protocolo TCP em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, usando os protocolos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = \frac{1}{2}$, $d_{free} = 5$, Seqüências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	172
6.13	Vazão de Dados Normalizada do Protocolo TCP em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, usando os protocolos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = \frac{1}{2}$, $d_{free} = 5$, Seqüências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	172
6.14	Vazão de Dados Normalizada do Protocolo TCP em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, usando os Protocolos TCP-Reno, TCP-Westwood, TCP-Reno-NACK e TCP-Westwood-NACK, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = \frac{1}{2}$, $d_{free} = 5$, Seqüências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.	173
A.1	Função Densidade de Probabilidade $p(y_k u_k)$ para $\gamma_{bc} = 0$ dB.	186
A.2	Função Densidade de Probabilidade $p(y_k u_k)$ para $\gamma_{bc} = 2$ dB.	186

Notação

A_k	amplitude do sinal transmitido do k -ésimo usuário.
$\mathbf{a}(\theta_{kl})$	vector de assinatura espacial.
α_{kl}	atenuação do canal introduzidas no l -ésimo percurso do k -ésimo usuário.
$\boldsymbol{\alpha}[i]$	vector de ordem $1 \times KL$ que contém as amplitudes do desvanecimento de todos os percursos dos K usuário no instante i .
$\boldsymbol{\alpha}_k[i]$	vector de ordem $1 \times L$ que contém as amplitudes do desvanecimento em cada percurso do k -ésimo usuário no instante i .
$\boldsymbol{\alpha}_N$	matriz diagonal de ordem $NKL \times NKL$ que contém as amplitudes do desvanecimento de todos os percursos dos K para N intervalos de tempo.
$b_{ck}(t)$	seqüência de bits de informação codificados do k -ésimo usuário.
$b_k(t)$	seqüência de bits de informação do k -ésimo usuário.
B_{co}	largura de banda de coerência do canal.
B_s	largura de banda do sinal.
$\mathbf{b}[i]$	vector de ordem $1 \times K$ que contém os bits informação dos K usuários no instante i
$\mathbf{b}_{c,N}$	vector de ordem $NK \times 1$ que contém os bits informação codificados dos K usuários para os N instantes de tempo.
\mathbf{b}_N	vector de ordem $NK \times 1$ que contém os bits informação dos K usuários para os N instantes de tempo.
$\mathbf{b}_c[i]$	vector de ordem $1 \times K$ que contém os bits informação codificados dos K usuários no instante i
$\hat{\mathbf{b}}_N$	vector de ordem $NK \times 1$ que contém os bits informação estimados dos K usuários para os N instantes de tempo.
$\hat{\mathbf{b}}_{c,N}$	vector de ordem $NK \times 1$ que contém os símbolos de informação codificados que vão ser estimados dos K usuários para os N instantes de tempo.
$\bar{\vartheta}$	vazão de dados média.

β_d	pesos do codificador convolucional.
C_{2D-RDD}	complexidade do receptor 2D-RDD.
C_{MDD}	complexidade do receptor MDD.
$C_{MDD+Arranjo}$	complexidade do receptor usando arranjo de antenas e receptores MDD.
C_{RDD}	complexidade do receptor RDD.
$C_{RDD+Arranjo}$	complexidade do receptor usando arranjo de antenas e receptores RDD.
C_{CONV}	complexidade do decodificador convolucional.
$c_k(t)$	seqüência de espalhamento espectral do k -ésimo usuário.
$C_{MUD-D-CONV}$	complexidade computacional do filtro descorrelacionador e do decodificador convolucional.
C_{TURBO}	complexidade do decodificador turbo iterativo.
d	espaçamento entre duas antenas adjacentes do arranjo.
d_{free}	distância livre de Hamming.
d_h	distância de Hamming.
$\mathbf{D}_m[i]$	vector de ordem $1 \times KL$ que contém a assinatura espacial dos K usuários na m -ésima antena, considerando todos os L percursos no instante i .
$\mathbf{d}_{mk}[i]$	vector de ordem $1 \times L$ que contém a assinatura espacial do k -ésimo usuário na m -ésima antena, considerando todos os L percursos no instante i .
\mathbf{D}_{mN}	matriz diagonal de ordem $NKL \times NKL$ que contém a assinatura espacial dos K usuários na m -ésima antena, considerando todos os L percursos nos N instantes de tempo.
$\frac{E_b}{N_0}$	relação sinal-ruído.
\mathbf{E}_N	matriz de ordem $NK \times NK$ que compensa a perda do ganho de diversidade.
$\overline{\eta}_{2D-RDD}$	eficiência assintótica média obtida para o receptor 2D-RDD.
$\overline{\eta}_{MDD}$	eficiência assintótica média obtida para o receptor MDD.

$\overline{\eta}_{RDD}$	eficiência assintótica média obtida para o receptor RDD.
$\eta_u(i)$	eficiência assintótica média do u -ésimo usuário no i -ésimo instante de tempo.
G	ganho de processamento.
$\overline{\gamma}_b$	relação-sinal-ruído mais interferência (SIR) média.
I	número de iterações de decodificação turbo.
K	número de usuários.
κ	comprimento de restrição do código convolucional.
L	número de caminhos resolvíveis usados para a detecção do sinal.
$L_{c,2D-Rake}$	medida de confiabilidade para quando é usado o receptor 2D-Rake.
$L_{c,2D-RDD}$	medida de confiabilidade na saída do filtro descorrelacionador quando é usado o receptor 2D-RDD.
M	número de antenas no arranjo.
N	comprimento da janela de congestionamento.
n_{cb}	número de seqüência do primeiro segmento do ciclo $x = c + B$.
n_{of}	número da seqüência do segmento perdido quando estoura o buffer.
N_{TCP}	número de bits em um segmento.
$n_w(t)$	variável aleatória complexa do tipo gaussiana.
n_x	número da seqüência do primeiro segmento de um ciclo x .
\mathbf{n}	vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco dos K receptores RAKE para os N intervalos de tempo.
$\mathbf{n}_{2D}(t)$	vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco dos K receptores 2D-Rake para os N intervalos de tempo.
$\mathbf{n}_{2DC}(t)$	vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco dos K receptores 2D-Rake para os N intervalos de tempo de bit codificado.
$\mathbf{n}_{AC}(t)$	vector de envoltória complexa do ruído aditivo gaussiano no arranjo de antenas no intervalo de bit codificado.
\mathbf{n}_f	vetor de ordem $NKL \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco dos KL filtros casados para os N intervalos de tempo.

$\mathbf{n}_A(t)$	vector de envoltória complexa do ruído aditivo gaussiano no arranjo de antenas.
P_b	probabilidade de erro de bit média.
$P_b(d_h)$	probabilidade de se selecionar uma seqüência-código incorreta, que difere da seqüência-código correta em d_h posições de bit.
$P_{seg,TCP}$	probabilidade de erro de segmentos TCP.
$P_{seg,TCPar}$	probabilidade de erro de segmento na interface aérea no canal sem fio.
$P_{seg,TCPc}$	probabilidade de perda de segmentos pelo congestionamento.
$\Phi[i]$	vetor de ordem $1 \times KL$ que contém as fases do canal de todos os percursos dos K usuário no instante i .
T_{co}	intervalo de tempo de coerência.
T_m	dispersão temporal do canal.
T_s	período de símbolo.
T_{RTT}	intervalo de tempo entre o início da transmissão de um segmento TCP e o retorno do seu respectivo ACK (RTT - <i>Round Trip Time</i>).
W	janela de congestionamento.
χ	número de símbolos codificados a ser filtrados.

Capítulo 1

Caracterização do Problema

1.1 Introdução

A tecnologia de comunicações sem fio aplicada a sistemas celulares digitais teve um grande progresso nos últimos anos de modo a permitir os serviços de comunicação da internet, dados e multimídia, que requerem alta vazão de dados, em comparação com os serviços de voz. A internet está baseada na arquitetura TCP/IP (*Transport Control Protocol/Internet Protocol*), e tem como aplicações mais usadas: correio eletrônico, transferência de arquivos, acesso remoto, e a navegação na web. A arquitetura TCP/IP foi projetada para ser usada em redes com fio, onde a taxa de erro de bits do meio é muito baixa e o congestionamento é a principal causa de perdas de pacotes. As implementações existentes no protocolo de transporte TCP associam qualquer tipo de erro ao congestionamento e incorporam uma série de mecanismos destinados a lhe combater [1, 2, 3, 4].

Um canal de comunicações sem fio tem característica de sofrer uma alta taxa de erro de bits, e como consequência, uma alta perda de segmentos TCP. Ao ser usado diretamente, em canais sem fio o protocolo TCP associará este problema ao congestionamento. Os mecanismos convencionais de controle de congestionamento descartam os segmentos com erro na recepção e o nó transmissor quando não recebe a confirmação da chegada de um segmento, decrementa a janela de congestionamento, quer dizer, diminui a quantidade de segmentos TCP que são transmitidos de forma contínua em um intervalo de tempo, fazendo com que exista uma degradação significativa da vazão de dados.

Em [5] foram determinadas a vazão de dados e o atraso médio do protocolo TCP para o enlace reverso de um sistema CDMA constituído por múltiplas células. Foram comparados diferentes métodos de controle e correção de erros na camada de enlace, usando o protocolo de enlace de rádio RLP (*Radio Link Protocol*) especificado pela norma IS-707 [6] e códigos corretores de erro do tipo FEC (*Forward Error Control*) convolucionais [7] e turbo [8]. O reconhecimento e a correção de erros são fundamentais para evitar a retransmissão dos longos segmentos TCP e assim aumentar a vazão de dados.

Por outro lado, a técnica de acesso simultâneo CDMA tem sido aplicada com enorme sucesso em comunicações móveis e é a base dos atuais sistemas de terceira geração WCDMA [9] e CDMA2000 [10], das normas europeia (3GPP) e norte-americana (3GPP2), respectivamente. Em um sistema CDMA, à medida que o número de usuários aumenta, a interferência por acesso múltiplo (MAI) também aumenta, o que degrada o desempenho do sistema. A detecção multiusuário [11] tem como objetivo eliminar a interferência de acesso múltiplo, às custas de um pequeno aumento na potência do ruído. A detecção multiusuário ótima, infelizmente, apresenta complexidade exponencial com o número de usuários. A detecção multiusuário descorrelacionadora (MUD-D) faz parte da classe linear sub-ótima dos detectores multiusuário. Entre os detectores sub-ótimos, o MUD-D pode mitigar a MAI eficientemente, sem a necessidade do controle de potência [11].

Enlaces sem fio são sujeitos aos efeitos do desvanecimento por múltiplos percursos. Os efeitos do desvanecimento podem ser combatidos através de técnicas de diversidade. Uma destas técnicas é o receptor Rake, que combina coerentemente as versões recebidas do sinal pelo canal com múltiplos percursos, para obter ganho de desempenho [12]. Infelizmente, na saída do receptor Rake ainda existe a influência da MAI e também da interferência dos múltiplos percursos (MPI) que também deve ser levada em conta na implementação do detector multiusuário.

Ao utilizarmos também um arranjo de antenas, a dimensão espacial é introduzida, sendo, portanto, o canal em questão definido como espaço-temporal. Neste caso, surge um receptor bidimensional Rake-2D, que explora a diversidade espacial e temporal do sistema [13]. Em outras palavras, o receptor Rake-2D nada mais é que uma extensão do receptor Rake convencional, onde é incorporado o domínio espacial através do uso de um

arranjo de antenas na recepção.

Na literatura tem algumas publicações que abordam sistemas CDMA empregando detecção multiusuário e arranjo de antenas [14, 15, 16, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 23, 24]. Embora existam expressões que descrevam o desempenho do sistema, elas são obtidas por análise numérica ou por simulação, precisando uma alta complexidade computacional e dificultando a análise quando se precisa variar cada um dos parâmetros do sistema.

As tecnologias e trabalhos anteriormente mencionados motivaram a realização deste trabalho, que propõe uma alternativa para o controle de congestionamento no protocolo TCP para canais sem fio. Por outro lado, considerando que também a correção de erros é a base para se aumentar a vazão de dados, neste trabalho apresenta-se uma análise detalhada do desempenho do enlace reverso de um sistema CDMA, utilizando receptores que unem as técnicas de detecção multiusuário descorrelacionadora, arranjos de antenas, codificação de canal do tipo FEC, convolucional e turbo, operando em um canal seletivo em frequência, que sob os efeitos do desvanecimento Rayleigh por múltiplos percursos. Como resultados da análise são obtidas expressões teóricas simples e precisas da complexidade do filtro descorrelacionador e da probabilidade de erro de bit, que permitem comparar o desempenho destes detectores em sistemas CDMA, tanto para o caso síncrono, como para o caso assíncrono, considerando modulação BPSK e um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh. Para o caso dos códigos turbo, propõe-se também diferentes modelos de decodificação iterativa para realizar conjuntamente a detecção multiusuário.

Este trabalho é dividido em 7 capítulos, descritos a seguir:

O **Capítulo 2** apresenta uma revisão dos principais conceitos utilizados neste trabalho. Inicialmente, faz-se uma breve descrição dos sistemas móveis celulares e do canal de comunicação. Em seguida, é feita uma abordagem sobre o tipo de desvanecimento sofrido pelos sinais e sobre as principais características de um canal com múltiplos percursos. É feita uma breve introdução das técnicas de diversidade mais utilizadas. A partir destes conceitos, é apresentado o modelo de canal com múltiplos percursos.

Ainda neste capítulo faz-se uma apresentação das principais características dos sistemas CDMA, como o espalhamento espectral e as características de correlação das

seqüências de espalhamento. Mais adiante, são apresentados os conceitos de um receptor Rake e dos arranjos lineares de antenas. O modelo de canal espaço-temporal também é discutido além de uma breve introdução do receptor Rake-2D.

Para finalizar são apresentados os principais conceitos de detecção multiusuário decorrelacionadora e conceitos de códigos corretores de erro, incluindo a dedução do algoritmo de decodificação iterativa para canais seletivos em frequência.

Para concluir este capítulo, são apresentados alguns conceitos do protocolo TCP que são relevantes no entendimento do controle de congestionamento, que é abordado neste trabalho. Também é discutido o comportamento do protocolo TCP em canais sem fio.

No **Capítulo 3** são analisados dois modelos de receptores MUD-D para canais seletivos em frequência estudados na literatura. O primeiro modelo é conhecido como MDD (*multipath decorrelating detector*) e é o mais usado na literatura [25, 26]. Este receptor usa um banco de filtros casados para cada usuário, sendo um filtro por percurso. As saídas de todos os filtros casados de todos os usuários entram em um filtro decorrelacionador e um combinador é usado para somar os sinais filtrados resultantes dos múltiplos percursos de cada usuário. Este receptor apresenta uma alta complexidade computacional no processo de decorrelação.

O segundo modelo analisado é conhecido como RDD (*Rake decorrelating detector*) [27]. Este receptor considera inicialmente um banco de receptores Rake cujas saídas passam diretamente por um filtro decorrelacionador para que a interferência seja eliminada.

Neste capítulo são explicados com detalhes estes dois tipos de receptores com detecção multiusuário. São obtidas expressões teóricas simples e precisas da complexidade da probabilidade de erro de bit para sistemas CDMA, ainda inéditas na literatura, que são validadas pela simulação computacional, tanto para o caso síncrono, como para o caso assíncrono.

No **Capítulo 4** é avaliado o desempenho dos detectores multiusuário analisados no capítulo anterior usando arranjo linear de antenas na estação rádio base para a recepção dos sinais das estações rádio móveis em um canal seletivo em frequência.

São analisados três modelos de detecção multiusuário usando um arranjo de antenas. Os dois primeiros modelos utilizam um detector MDD ou RDD para cada antena do

arranjo, respectivamente. O terceiro modelo utiliza um banco de receptores Rake-2D seguidos por um filtro descorrelacionador, que elimina as interferências MIP e a MAI. Este último receptor será denominado neste trabalho, como RDD-2D (*Rake-2D decorrelating detector*).

Para os três modelos de receptores são obtidas também expressões teóricas simples e precisas da complexidade e da probabilidade de erro de bit para sistemas CDMA, ainda não apresentadas na literatura, que são validadas pela simulação computacional, tanto para o caso síncrono, como para o caso assíncrono.

No **Capítulo 5** é avaliado o desempenho do detector multiusuário RDD-2D analisado no capítulo anterior usando códigos corretores de erro do tipo convolucional e turbo em um canal seletivo em frequência.

Para o detector RDD-2D usando códigos turbo são propostos três modelos de decodificação iterativa, baseados na escolha das saídas do canal que são filtradas e descorrelacionadas. O primeiro modelo filtra as saídas sistemáticas e todas as saídas de paridade. O segundo modelo considera as saídas sistemáticas e somente uma saída de paridade. Finalmente, o terceiro modelo considera unicamente as saídas sistemáticas. Nesta análise são obtidas as probabilidades de erro de bit através de simulação e nas expressões de complexidade, consideramos unicamente um sistema CDMA assíncrono.

Para o detector RDD-2D usando códigos convolucionais são obtidas expressões teóricas simples e precisas de complexidade e probabilidade de erro de bit para sistemas CDMA, ainda não apresentadas na literatura, que são validada com simulação computacional, tanto para o caso síncrono, como para o caso assíncrono.

No **Capítulo 6** é apresentada uma modelagem matemática do protocolo TCP que mostra o comportamento geral dos algoritmos de congestionamento e seu desempenho em canais sem fio. Posteriormente é apresentada uma proposta para modificar o algoritmo do protocolo TCP para canais sem fio, baseado no reconhecimento dos segmentos que chegam com erro ao nó receptor, devido a erros produzidos na interface aérea, e não devido à perda de segmentos por congestionamento.

Finalmente é apresentado um exemplo de aplicação do algoritmo TCP proposto para um sistema CDMA assíncrono usando o receptor RDD-2D e codificação convolucional,

considerando modulação BPSK e um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh.

O **Capítulo 7** trata das conclusões, comentários finais sobre os resultados obtidos e sugestões para trabalhos futuros.

Finalmente, no **Apêndice A** é apresentada uma análise matemática do uso do algoritmo de decodificação iterativa BCJR em canais com desvanecimento Rayleigh e diversidade.

Capítulo 2

Conceitos Básicos

2.1 O Sistemas Móvel Celular

O termo *celular* foi usado pela primeira vez nos Estados Unidos para denotar o sistema analógico AMPS em 1983. Seu significado deve-se a que uma determinada área é dividida em regiões idealmente idênticas e circulares, denominadas células. Dentro de cada célula encontra-se uma estação rádio base (ERB), que contém os equipamentos de transmissão e recepção. Elas trabalham normalmente com antenas omnidirecionais ou com antenas direcionais quando é utilizada setorização. A ERB provê a comunicação com um determinado número de estações rádio móveis (ERMs) distribuídas na célula. Estas ERMs trabalham com antenas omnidirecionais e transmitem e recebem informação da ERB através de um determinado canal.

A transmissão de uma ERB para as ERMs flui pelo chamado canal direto ("*forward link*" ou "*downlink*"), enquanto que a transmissão de uma ERM para uma ERB se dá pelo canal reverso ("*reverse link*" ou "*uplink*").

Toda vez que um usuário estiver saindo de uma célula e entrando em outra, ele entra em processo de "*handoff*", ou seja, ele vai ter que se desconectar de uma ERB para se conectar a outra ("*hard handoff*"). Nos sistemas CDMA uma ERM pode estar conectada a várias ERBs, evitando quedas de ligação neste processo ("*soft handoff*").

2.2 Interferência

É chamada interferência, toda e qualquer sinal indesejável que atinge um determinado receptor. Aquela potência indesejável proveniente dos usuários que pertencem a uma mesma célula é chamada de interferência interna, e quando ela é proveniente de usuários de outras células é chamada de interferência externa.

Dependendo do sistema de acesso múltiplo utilizado, FDMA, TDMA ou CDMA existe uma interferência externa causada pelo reuso de frequência, intervalo de tempo ou de código, respectivamente. Esta interferência é denominada de interferência co-canal.

A técnica CDMA usa a mesma banda de frequência para alguns usuários da mesma célula, o que resulta que a interferência externa é também denominada interferência interna e de acesso múltiplo.

2.3 Setorização

A técnica de setorização consiste em dividir uma célula em setores, de tal modo que a interferência diminua, e com isto se possa colocar mais ERMs por área. Para isto são empregadas antenas direcionais na ERB.

2.4 Perda de Percurso

Um modelo de propagação bastante simples pode ser usado, onde a perda de percurso cresce com uma potência da distância, dada por:

$$\frac{P_R}{P_T} = r^{-\zeta}, \quad (2.1)$$

onde P_R é a potência recebida, P_T é a potência transmitida, r é a distância entre o transmissor e o receptor, e ζ é o expoente de perda de propagação. Para ambientes externos ζ fica normalmente entre 3 e 5. A propagação no espaço livre apresenta $\zeta = 2$.

Em sistemas CDMA, a perda de percurso é responsável pelo chamado efeito perto-longe, em que a potência recebida pela ERB de uma ERM que está próxima a ela, seria bem maior do que a potência recebida de uma ERM localizada a uma distância maior. Neste trabalho consideraremos que a ERB utiliza um controle de potência ideal, de forma

que as diferenças de perda de percurso são irrelevantes nas análises consideradas.

2.4.1 Sombreamento

O sombreamento é causado por obstruções entre a ERM e a ERB. Estas obstruções são em geral causadas por árvores, edifícios e até mesmo veículos em movimento. Elas provocam a flutuação do nível de potência do sinal. Uma ERM movimentando-se em um ambiente como este, pode passar por momentos em que a qualidade do sinal se torna bastante ruim e, até mesmo, experimentar a total perda do sinal e a conseqüente queda da ligação.

O método usado para compensar os efeitos do sombreamento consiste basicamente em prover ao móvel a possibilidade do mesmo escolher a ERB mais favorável, a fim de que a ERM sempre receba um sinal mais forte. Desta maneira, o sinal da ERM será monitorado por várias ERBs simultaneamente (*"soft handoff"*).

Neste trabalho, consideramos apenas o estudo de sistemas CDMA com uma única célula, sendo o sombreamento um fator não predominante no desempenho do sistema.

2.5 Desvanecimento

Existem situações em que a ERM não possui linha de visada direta com a sua respectiva ERB. Nestes casos, o sinal recebido é composto por várias versões do sinal transmitido, e nenhum destes sinais chega a ser considerado dominante em relação aos demais. Em ambientes como este, com frequência as componentes dos múltiplos percursos chegarem com grandes atrasos e variações de amplitude. Este tipo de fenômeno é muito comum em regiões urbanas e suburbanas.

O sinal recebido é portanto composto por um somatório de um grande número de fasores gaussianos complexos, que as vezes contribuem de maneira construtiva e as vezes contribuem de maneira destrutiva na formação do sinal recebido.

O sinal recebido resultante pode algumas vezes passar por atenuações muito fortes, sendo que a duração destas atenuações depende da velocidade do móvel e da frequência da portadora do sinal. A atenuação sofrida pelo sinal recebido pode chegar a valores da ordem de 50 dB, e como as flutuações em torno do valor médio do sinal ocorrem rapidamente, este fenômeno é chamado de desvanecimento.

2.5.1 Efeito Doppler

O efeito Doppler ocorre quando há movimento relativo entre transmissor e receptor, resultando na recepção uma frequência diferente daquela que foi transmitida. Quanto maior for a velocidade de deslocamento da ERM em relação à direção de propagação da onda de rádio, maior é o desvio de frequência. O valor do desvio Doppler em função da velocidade da ERM é dada pela seguinte expressão [7]:

$$f_d = \frac{vf_c}{c}\cos(\theta), \quad (2.2)$$

onde v é a velocidade do móvel, f_c é a frequência da portadora, c é a velocidade da luz, e θ é o ângulo entre a direção do movimento e a direção da propagação da onda eletromagnética. Para uma propagação com múltiplos percursos cada um dos sinais sofrerá diferentes desvios Doppler e como resultado tem-se um espectro espalhado, formado a partir da variação aleatória da frequência percebida em cada multipercurso, dando origem à dispersão espectral Doppler B_d , onde [7]:

$$\begin{aligned} B_d &= 2f_{d_{max}} \\ &= 2\frac{vf_c}{c}. \end{aligned} \quad (2.3)$$

O parâmetro que informa a respeito da variabilidade temporal do canal é denominado intervalo de tempo de coerência, T_{co} , e é definido como uma média estatística do intervalo de tempo dentro do qual os sinais recebidos possuem grande correlação de amplitude. O intervalo de tempo de coerência é inversamente proporcional à dispersão espectral Doppler [7]:

$$T_{co} \approx \frac{1}{B_d}. \quad (2.4)$$

Dependendo da comparação entre o intervalo de tempo de coerência do canal e o intervalo de tempo de símbolo, T_s , o canal apresenta desvanecimento lento ou rápido. Assim, se $T_s < T_{co}$, o desvanecimento é lento e permanece invariante durante o intervalo T_s , podendo

ser usada demodulação coerente. Caso contrário se $T_s > T_{co}$ o desvanecimento é rápido.

2.5.2 Seletividade em frequência do canal

Devido a uma propagação por múltiplos percursos, o sinal transmitido pode chegar ao receptor em diferentes instantes de tempo e com diferentes atenuações. Se um pulso de amplitude unitária $\delta(\tau)$ é transmitido, o sinal recebido resultante é caracterizado como um sistema linear e variante no tempo que tem uma envoltória complexa da resposta ao impulso, $h(\tau; t)$, dado por [7]:

$$h(\tau; t) = \sum_n \alpha_n(t) e^{-j\phi_n(t)} \delta(\tau - \tau_n(t)), \quad (2.5)$$

onde $\alpha_n(t)$ é o fator de atenuação n -ésimo percurso, $\tau_n(t)$ é o atraso de propagação para o n -ésimo percurso e $\phi_n(t) = 2\pi f_c \tau_n(t)$ é o deslocamento de fase relativo ao n -ésimo percurso, onde f_c é a frequência de portadora. Quando a resposta ao impulso é modelada como um processo aleatório gaussiano complexo com média zero, a envoltória $|h(\tau; t)|$ para qualquer instante de tempo t tem uma distribuição de Rayleigh e as fases $\phi_n(t)$ seguem uma distribuição uniforme no intervalo $[0, 2\pi]$. Uma variável aleatória, α , com distribuição do tipo Rayleigh possui uma função densidade de probabilidade (PDF):

$$p_\alpha(\alpha) = \frac{\alpha}{\sigma_\alpha^2} e^{-\frac{\alpha^2}{2\sigma_\alpha^2}}, \quad (2.6)$$

onde σ_α é um parâmetro da PDF Rayleigh. O valor médio e o valor quadrático médio do desvanecimento são dados por $\bar{\alpha} = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_\alpha$ e $\overline{\alpha^2} = 2\sigma_\alpha^2$, respectivamente.

A faixa de valores na qual o espectro de potência do atraso é diferente de zero é chamada de dispersão temporal do canal, T_m , e corresponde à diferença entre o tempo de chegada do primeiro e do último percurso. Considera-se o último percurso aquele em que a potência do sinal recebido ainda está acima de um certo limiar.

Define-se como banda de coerência do canal, B_{co} , à faixa de frequências dentro da qual as componentes espectrais recebidas possuem grande correlação de amplitude. A banda

de coerência do canal é inversamente proporcional à dispersão do canal [7]:

$$B_{co} \approx \frac{1}{T_m}. \quad (2.7)$$

A relação entre a largura de faixa do sinal transmitido B_s e a banda de coerência do canal define a seletividade em frequência do canal. Se $B_s < B_{co}$, o desvanecimento será correlacionado em toda a faixa de frequência do sinal transmitido, de forma que o canal apresenta um desvanecimento plano ou não-seletivo em frequência. Analogamente, se $B_s > B_{co}$, o canal afetará de forma distinta faixas diferentes de frequência do sinal transmitido, de forma que o canal então apresenta um desvanecimento seletivo em frequência.

Neste trabalho são analisados sistemas de banda larga que apresentam a propriedade que a faixa de frequências obedece a relação $B_s \gg B_{co}$, é dizer desvanecimento seletivo em frequência. Além disso, supomos que a duração de símbolo $T_s \ll T_{co}$, é dizer apresenta um desvanecimento lento no intervalo de um símbolo. Entre símbolos distintos é considerado um desvanecimento rápido.

Para um canal com desvanecimento lento e seletivo em frequência é possível representar a envoltória complexa da resposta ao impulso do canal por:

$$h(t, \tau_l) = \sum_{l=1}^L \alpha_l(t) e^{j\phi_l(t)} \delta(t - \tau_l) \quad (2.8)$$

onde $\alpha_l(t)$, $\phi_l(t)$ e τ_l representam respectivamente a atenuação, a fase e o atraso do l -ésimo percurso e L é a quantidade de percursos resolvíveis, dado por [7]:

$$L \approx [T_m B_s] = \left\lceil \frac{B_s}{B_{co}} \right\rceil. \quad (2.9)$$

2.6 Diversidade

Devido aos multipercursos existentes em um canal de comunicações móveis, o sinal recebido em um determinado intervalo pode ter potência insuficiente para ser detectado com qualidade. A diversidade é uma técnica em que réplicas de um sinal são combinadas na recepção com o objetivo de se obter maior confiabilidade na detecção deste sinal.

O canal com múltiplos percursos disponibiliza ao receptor réplicas da informação transmitida, sendo que essas réplicas afetadas devem ser descorrelacionadas para que o mecanismo de diversidade surta efeito. Em determinado instante uma réplica poderá ser afetada fortemente pelo desvanecimento, mas será grande a probabilidade de que outras réplicas não estejam nessa situação, principalmente se forem descorrelacionadas. Assim, elas podem ser combinadas para fornecer ao detector um sinal de maior potência que aquele obtido, se não houvessem réplicas descorrelacionadas.

Existem algumas técnicas de diversidade, como a diversidade espacial, a diversidade temporal, e a diversidade em frequência.

2.6.1 Diversidade Temporal

Na diversidade temporal, réplicas da informação são enviadas em instantes de tempo distintos, sendo que o intervalo de separação entre essas réplicas deve ser superior ao tempo de coerência do canal, para que as amplitudes dos sinais sejam descorrelacionadas na recepção.

2.6.2 Diversidade em Frequência

A diversidade em frequência é obtida quando sinais são transmitidos através de um canal móvel usando portadoras em frequências distintas. A separação entre as portadoras deve ser maior que a banda de coerência do canal para que os sinais recebidos sejam descorrelacionados.

2.6.3 Diversidade Espacial

Emprega-se múltiplas antenas transmissoras ou receptoras, com separação entre antenas adjacentes maior que alguns comprimentos de onda para que os sinais recebidos sejam descorrelacionados.

2.6.4 Métodos de Combinação

Dada qualquer técnica de diversidade com L canais em paralelo, com desvanecimentos independentes, é possível usar um método de combinação envolvendo L receptores independentes. Os métodos de combinação mais conhecidos são apresentados a seguir.

Combinação por Seleção

Somente um dos L sinais de entrada é usado em intervalos de tempo, sendo que este sinal é selecionado segundo algum critério pré-estabelecido, como por exemplo, através do sinal de maior potência:

$$r = \text{máx} \{r_1, r_2, \dots, r_L\}$$

onde r é o sinal resultante do método de combinação e r_i são os sinais de entrada, onde $i = 1, \dots, L$. As técnicas pertencentes a este grupo são a combinação por seleção pura e a combinação por seleção por limiar.

Combinação Linear

O sinal resultante é uma combinação linear dos sinais recebidos, dado por:

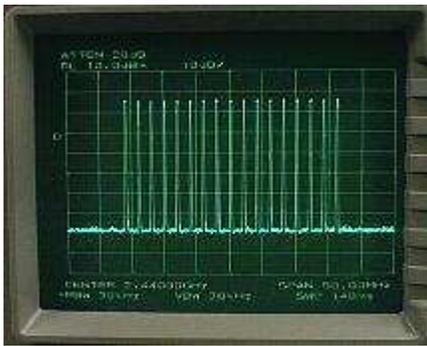
$$r = \sum_{i=1}^L k_i r_i$$

onde k_i são os pesos de cada ramo de diversidade e são definidos segundo as técnicas de combinação por ganhos iguais ou combinação por razão máxima. Na combinação por razão máxima, os pesos são proporcionais à estimação do desvanecimento de cada canal, $k_i = \hat{\alpha}_i$, e na combinação por ganhos iguais, como o próprio nome sugere, os pesos são unitários, $k_i = 1$.

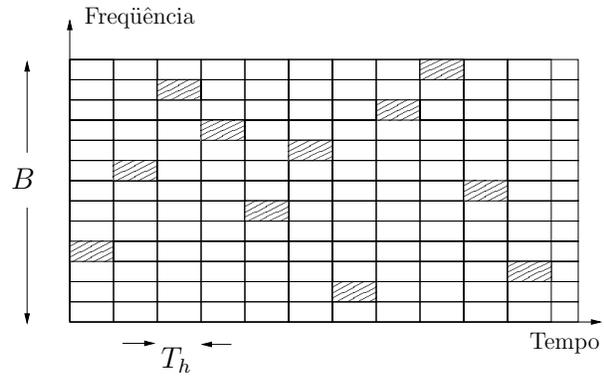
2.6.5 Espalhamento Espectral

As técnicas de espalhamento espectral (em inglês “*Spread Spectrum*”) foram originalmente desenvolvidas em meados do século XX para aplicações militares, com o objetivo de resistir a interferência intencional (*jamming*) e alcançar baixa probabilidade de detecção não autorizada. São chamadas assim, porque a largura de faixa empregada na transmissão é muito maior que a largura de faixa necessária para transmitir a informação. Valores típicos para esta relação estão entre 4 e 128 (6 a 21 dB).

Os principais esquemas de implementação da técnica de espalhamento espectral são a de saltos em frequência (em inglês, “*frequency hopping*” ou FH) e a de sequência direta (em inglês, “*direct sequence*” ou DS). Em um sistema com espalhamento espectral por saltos



(a) Largura de faixa Necessária para Transmitir a Informação.



(b) Divisão em Faixas de Frequência da Banda do Canal.

Figura 2.1: Técnica de Espalhamento Espectral de Saltos em Frequência (FH).

em frequência, a banda do canal é dividida em um grande número de pequenas faixas de frequências. O sinal transmitido ocupa uma destas sub-faixas durante um intervalo de transmissão T_h como se mostra na Fig. 2.1. A seleção de tais faixas a cada intervalo de tempo T_h segue um padrão ditado pela seqüência de espalhamento.

Em um sistema de comunicação em banda base com espalhamento espectral por seqüência direta, a seqüência de bits de informação $b(t)$ é multiplicada diretamente por uma seqüência de espalhamento $c(t)$ denominado *chip*, como é mostrado na Fig. 2.2. Sendo a seqüência de bits de informação um sinal de banda estreita, $1/T_b$, e a seqüência de espalhamento um sinal de banda larga, $1/T_c$, o sinal resultante deste processo terá um espectro com banda igual a do sinal de banda larga $c(t)$, onde a relação $G = T_b/T_c$ é definida como ganho de processamento. Desta forma, a seqüência de espalhamento realiza sua função de espalhar o espectro do sinal de informação. Para este processo funcionar, ambas as seqüências são bipolares, ou seja, possuem dois níveis iguais em amplitude e opostos em polaridade (+1,-1). A contração espectral é realizada através da correlação do sinal com a mesma seqüência usada no transmissor.

A técnica de espalhamento espectral tem algumas características, tais como:

- **Rejeição à interferência.** As transmissões alheias de banda larga, ou de banda

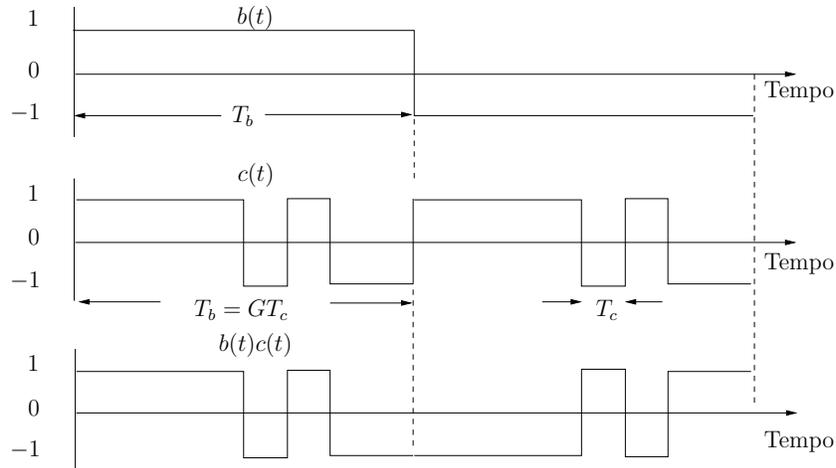


Figura 2.2: Técnica de Espalhamento Espectral por Seqüência Direta (DS).

estreita que são conseqüentemente descorrelacionadas do sinal de interesse, são fortemente atenuadas no receptor, devido ao ganho de processamento.

- **Baixa probabilidade de interceptação.** A densidade de potência do sinal a ser enviado é reduzida no processo de espalhamento espectral;
- **Possibilidade de acesso multiusuário por endereçamento seletivo.** Consiste na transmissão de sinais de vários usuários simultâneos, ocupando a mesma faixa de freqüência, porém usando seqüências diferentes.
- **Resistência aos efeitos dos múltiplos percursos.** Os sinais de múltiplos percursos, ainda que possuam a mesma seqüência de espalhamento, estarão defasadas no tempo e na freqüência, e conseqüentemente comportam-se como outra seqüência.
- **Medidas de distância com alta resolução.** São empregadas em sistemas de radar, que utilizam técnicas de espalhamento espectral. Tais sistemas conseguem resolução melhor que os convencionais devido à maior banda utilizada e à capacidade desses sistemas distinguirem pulsos muito próximos, oriundos de reflexões no mesmo alvo, recebidos por múltiplos percursos.

2.7 Técnica CDMA

CDMA é uma técnica de múltiplo acesso baseada no espalhamento espectral dos sinais por seqüência direta. Neste tipo de sistema, alguns usuários compartilham simultaneamente o mesmo espectro de freqüência. Cada sinal de informação de cada usuário é multiplicado por uma seqüência de espalhamento única, o que o diferencia dos demais. Desse modo que é possível resgatar o sinal original, multiplicando-se o sinal recebido pela mesma seqüência usada no transmissor com atrasos idênticos.

A medida da ortogonalidade entre duas seqüências é denominada correlação cruzada. Se as seqüências dos usuários forem ortogonais, a correlação cruzada é nula, e a interferência de acesso múltiplo também o será, restando apenas o ruído aditivo. Neste caso, o desempenho do sistema é determinado pelo nível de potência do sinal recebido em relação à potência do ruído. Por outro lado, se as seqüências não forem ortogonais, o desempenho do sistema dependerá basicamente do nível de potência do sinal recebido em relação ao nível de potência recebida dos demais usuários.

No enlace reverso de um sistema CDMA é desejável que a potência que alcança a ERB devido às várias ERMs seja a mesma, caso contrário a interferência dos outros usuários pode se tornar excessiva se os níveis de potência dos usuários interferentes forem maiores que os níveis de potência do usuário desejado. Este efeito chamado perto-longe (em inglês "*near-far*"), onde a potência recebida do sinal dos usuários próximos à ERB torna-se maior que a dos usuários distantes. Isto pode ser resolvido fazendo-se um controle de potência para que os sinais de todos os usuários sejam recebidos com a mesma potência na ERB.

Quando as seqüências dos usuários estão perfeitamente alinhadas *chip a chip* no receptor, o sistema CDMA é dito síncrono, caso contrário, é dito assíncrono. O caso síncrono ocorre no enlace direto, onde a ERB realiza a transmissão síncrona dos sinais para todas as ERMs da célula. No enlace reverso, o canal é assíncrono já que a tecnologia atual não garante o sincronismo entre os sinais transmitidos pelas diversas ERMs, pela falta de coordenação temporal e pelo fato das ERMs estarem em posições diferentes na célula.

A tecnologia de espalhamento espectral, que é a base da tecnologia CDMA, foi usada

inicialmente em aplicações militares como foi explicado anteriormente. A primeira empresa a ver a possibilidade de uso desta tecnologia para a telefonia celular foi a Qualcomm, e em 1990 ela propôs o primeiro sistema celular baseado em espalhamento espectral. O TIA (*Telecommunications Industry Assasination*) aprovou o primeiro padrão CDMA, IS-95, em julho de 1993.

A tecnologia de espalhamento espectral é, nos dias de hoje, bem conhecida e considerada como uma alternativa para aumentar a capacidade de sistemas e prover um serviço confiável. Duas propostas para terceira geração dos sistemas de comunicações sem fio, CDMA2000 [10] e WCDMA [9], utilizam esta tecnologia como base.

2.7.1 Seqüências de Espalhamento

O desempenho de um sistema baseado na técnica CDMA está relacionado com as características da seqüência de espalhamento utilizada, definidas a seguir.

A função de autocorrelação proporciona um grau de distinção entre uma seqüência $x(t)$ e ela mesma para diferentes atrasos τ e é expressa por:

$$\rho_{x,x}(\tau) = \int_0^{T_b} x(t) x(t + \tau) dt \quad (2.10)$$

onde $0 \leq \tau < T_b$.

A função de correlação cruzada determina o grau de distinção entre duas seqüências diferentes $x(t)$ e $y(t)$ de período T_b , em função do deslocamento τ , e é dada por:

$$\rho_{x,y}(\tau) = \int_0^{T_b} x(t) y(t + \tau) dt \quad (2.11)$$

onde $0 \leq \tau < T_b$. Quando a correlação cruzada entre duas seqüências de espalhamento é nula, diz-se que as seqüências são ortogonais.

Em geral, as seqüências de espalhamento são representadas por seqüências bipolares ou antipodais onde a amplitude dos pulsos assume apenas os valores $\{-1, 1\}$.

2.7.2 Seqüências Aleatórias

Neste trabalho usamos seqüências bipolares puramente aleatórias de comprimento G , onde cada elemento tem probabilidade $1/2$ de ser $+1$ e $1/2$ de ser -1 . Dessa forma, como cada

chip permite dois valores possíveis, existem 2^G seqüências diferentes.

As seqüências aleatórias por sua fácil construção e por terem propriedades de correlação bem conhecidas, têm sido bastante utilizadas nas análises de desempenho de sistemas CDMA.

As propriedades de correlação das seqüências puramente aleatórias são dadas por [11]:

$$E[\rho_{xy}(\tau)] = 0$$

$$E[\rho_{xy}^2(\tau)] = \begin{cases} \frac{1}{G} & \text{para sistemas síncronos} \\ \frac{2}{3G} & \text{para sistemas assíncronos} \end{cases} \quad (2.12)$$

onde o operador $E[x]$ representa o valor esperado da variável aleatória x . O conceito de sistemas síncronos e assíncronos será visto mais adiante.

2.8 Receptor Rake

Um aspecto interessante que deve ser levado em consideração é a utilização de um sinal cuja banda seja muito maior que a banda de coerência do canal. Neste caso, o canal é seletivo em freqüência e a ordem da diversidade que se consegue obter é igual ao número de caminhos resolvíveis. A resolução temporal é aproximadamente igual ao intervalo de um *chip*, T_c , em sistemas CDMA. Se a dispersão temporal do canal for T_m , neste intervalo de tempo teremos $L = T_m/T_c$ percursos resolvíveis. No caso específico de um canal seletivo, diz-se que L é a diversidade implícita do canal.

A possibilidade de transmitir um sinal de banda maior que a banda de coerência do canal, permite a introdução da diversidade temporal implícita do canal, já que podem ser recebidas várias componentes do sinal transmitido, independentes entre si, com degradações diferentes. Nesta situação, pode-se utilizar um receptor ótimo que foi proposto por Price e Green [12], e que é denominado de receptor Rake (*Rake Receiver*). O receptor Rake procura se beneficiar da diversidade do canal basicamente equalizando os atrasos das componentes e combinando-as construtivamente, no intuito de se melhorar a relação sinal-ruído do sistema.

A Fig. 2.3 ilustra a idéia básica de um receptor Rake, que consiste de uma linha de

atrasos com derivações, por onde passa a seqüência de espalhamento do usuário desejado. Os atrasos da linha são múltiplos inteiros do intervalo de um *chip* T_c . Cada ramo é ponderado pelo peso estimado do canal $h_l^*(t) = \alpha_{l,j}e^{-j\Psi_{l,j}}$, onde $l = 1, \dots, L$ e j é o usuário desejado. O sinal recebido $r(t)$ é multiplicado pelo peso de cada ramo e também pela seqüência de espalhamento deslocada no tempo, para se sincronizar aos sinais que se propagam pelos L percursos resolvíveis. Em seguida, os sinais de saída dos ramos são integrados, somados e amostrados para formar a variável de decisão do usuário desejado.

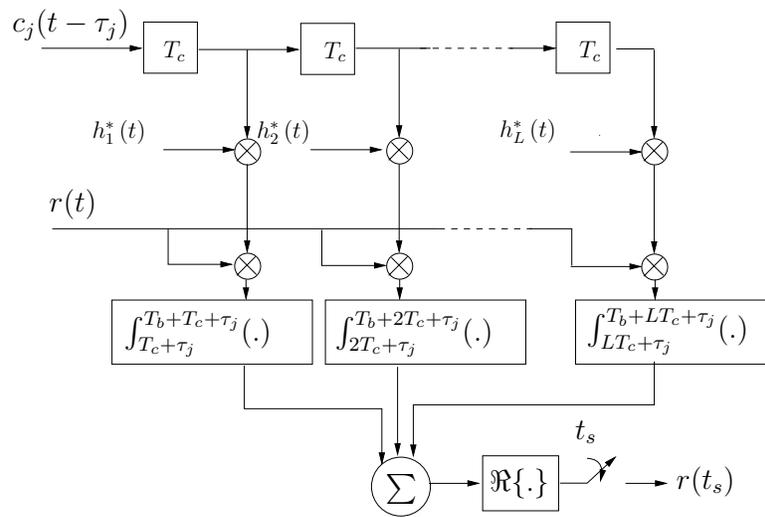


Figura 2.3: Diagrama Esquemático de um Receptor Rake.

Se os pesos dos ramos são casados com a resposta do canal, ou seja, atenuação e fase perfeitamente estimados, temos um receptor Rake equivalente a um combinador de razão máxima para sistemas com diversidade de ordem L . Neste tipo de combinador, os sinais dos L braços do receptor são somados de forma ponderada. O efeito de multiplicar o sinal recebido pelo ganho conjugado do canal $h_l^*(t)$, é compensar o deslocamento de fase e ponderar o sinal por um fator que é proporcional ao desvanecimento daquele sinal. Então, sinais mais fortes carregam maior peso que sinais mais fracos, de forma que, ao se fazer a combinação dos sinais, os ramos com maior amplitude são privilegiados e se obtém um sinal com relação sinal-ruído máxima. De fato, o receptor Rake tenta coletar a energia de todos os sinais gerados pelos diversos percursos.

2.8.1 Desempenho do Receptor Rake em Sistemas CDMA

Nesta seção, determinamos a probabilidade de erro de bit do enlace reverso de um sistema CDMA constituído por uma única célula com K usuários, considerando um canal com desvanecimento por múltiplos percursos. Neste caso, para explorar a diversidade implícita do canal, a estrutura de recepção utilizada é a do receptor Rake ilustrado na Fig. 2.3.

O equivalente passa-baixas do sinal transmitido é dado por:

$$s(t) = \sum_{k=1}^K A_k b_k(t - \tau_k) c_k(t - \tau_k), \quad (2.13)$$

onde A_k representa a amplitude sinal transmitido do k -ésimo usuário, $b_k(t)$ é a seqüência de bits de informação, $c_k(t)$ é a seqüência de espalhamento espectral e τ_k é o atraso relativo do k -ésimo usuário no canal. Para o caso assíncrono, vamos ordenar os usuários em ordem crescente de atraso e considerar que $\tau_1 < \tau_2 < \dots < \tau_K < T_b$, onde T_b é o intervalo de bit do sinal de informação. O caso síncrono é um caso particular do caso assíncrono onde $\tau_1 = \tau_2 = \dots = \tau_K = 0$.

Quando um pulso é transmitido através de um canal com múltiplos percursos variante no tempo, o sinal recebido será constituído por um trem de pulsos, em que cada um deles será caracterizado por um desvanecimento e atrasos diferentes que variam com o tempo. O canal com múltiplos percursos variante no tempo é caracterizado através de sua resposta ao impulso:

$$h(t, \tau) = \sum_{l=1}^L \alpha_{kl}(t) e^{j\phi_{kl}(t)} \delta(\tau - lT_c), \quad (2.14)$$

onde T_c é o período de um chip, α_{kl} e ϕ_{kl} são a atenuação e a fase do canal introduzidas no l -ésimo percurso do k -ésimo usuário. Como o canal é suposto ser seletivo em freqüência, a largura de banda do canal transmitido, $B_c \cong 1/T_c$, é maior que a largura de banda de coerência do canal, B_{co} , o que produz $L = \left\lceil \frac{B_c}{B_{co}} \right\rceil$ caminhos resolvíveis.

Assumindo que o tempo de duração de um símbolo seja menor que o tempo de coerência do canal, o desvanecimento é considerado lento, portanto não existe variação das características do desvanecimento, nem da fase, dentro do intervalo de um símbolo,

resultando em que $\alpha_{kl}(t)e^{j\phi_{kl}(t)} = a_{kl}e^{j\phi_{kl}}$. Deste modo, o sinal recebido é dado por:

$$\begin{aligned} r(t) &= h(t, \tau) * s(t) + n(t) \\ &= \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K \alpha_{kl} e^{j\phi_{kl}} s_k(t - lT_c) + n(t), \end{aligned} \quad (2.15)$$

onde a operação $*$ denota convolução. O ruído no receptor é modelado por uma variável aleatória complexa do tipo gaussiana, $n(t)$, cujas partes real e imaginária são independentes e cada uma possui densidade espectral de potência $N_0/2$, é dizer um ruído aditivo gaussiano branco de média zero e função de autocorrelação $E[n(t_1)n^*(t_2)] = N_0\delta(t_1 - t_2)$.

Substituindo (2.13) em (2.15) temos que a envoltória complexa do sinal recebido é dada por:

$$r(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K A_k \alpha_{kl} e^{j\phi_{kl}} b_k(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) + n(t), \quad (2.16)$$

Assumindo que o sinal do usuário u é o sinal de interesse e que $b_u = 1$ é o bit transmitido no intervalo $0 \leq t \leq T_b$. A amostra do sinal recebido $r(t_s)$, a que é a variável de decisão na saída do receptor Rake é escrita como:

$$r(t_s) = \Re \left\{ \sum_{n=1}^L \int_{nT_c + \tau_u}^{T_b + nT_c + \tau_u} r(t) c_u(t - nT_c - \tau_u) \alpha_{un} e^{-j\phi_{un}} dt \right\}, \quad (2.17)$$

onde $\Re\{x\}$ representa a parte real da variável complexa x e $t_s = T_b + LT_c + \tau_u$ é o tempo de amostragem do filtro. Sem perda de generalidade, o atraso relativo ao usuário u é considerado nulo, ou seja, $\tau_u = 0$. Assim, substituindo (2.16) em (2.17), temos que:

$$r(t_s) = \Re \left\{ \sum_{n=1}^L \alpha_{un} \sum_{k=1}^K \sum_{l=1}^L A_k \alpha_{kl} e^{j(\phi_{kl} - \phi_{un})} I_{kln} \right\} + N(t_s) \quad (2.18)$$

onde

$$I_{kln} = \int_{nT_c}^{T_b + nT_c} b_k(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) c_u(t - nT_c) dt \quad (2.19)$$

e

$$N(t_s) = \Re \left\{ \sum_{n=1}^L \alpha_{un} e^{-j\phi_{un}} \int_{nT_c}^{T_b + nT_c} n(t) c_u(t - nT_c) dt \right\} \quad (2.20)$$

representa uma variável aleatória gaussiana de média nula e variância dada por:

$$\sigma_n^2 = \frac{N_0 T_b}{2} \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2. \quad (2.21)$$

A variável de decisão em (2.18) pode ser escrita como:

$$r(t_s) = S_u(t_s) + g_u(t_s) + g_{k'}(t_s) + N(t_s) \quad (2.22)$$

onde o primeiro termo, correspondente ao usuário u e ao casamento das n componentes resolvíveis do sinal com os l ramos do receptor Rake, é dado por:

$$S_u = \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 A_u I_{unn} \quad (2.23)$$

onde

$$\begin{aligned} I_{unn} &= \int_{nT_c}^{T_b+nT_c} c_u^2(t - nT_c) dt \\ &= T_b \end{aligned} \quad (2.24)$$

Assim,

$$S_u = A_u T_b \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \quad (2.25)$$

O termo acima representa o valor médio do sinal do usuário u condicionado ao conhecimento de $\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2$.

O segundo termo $g_u(t_s)$, que corresponde a $k = u$ e $l \neq n$ e representa a interferência gerada pelos múltiplos percursos do próprio usuário u , é dado por:

$$g_u(t_s) = A_u \sum_{n=1}^L \alpha_{un} \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{ul} I_{uln} \cos(\phi_{ul} - \phi_{un}) \quad (2.26)$$

O terceiro termo $g_{k'}(t_s)$, correspondente a $k \neq u$, representa a soma das interferências de múltiplos percursos que os outros $K - 1$ usuários produzem na recepção do sinal do

usuário u . Este termo é conhecido como interferência de acesso múltiplo e podemos escrevê-lo como:

$$g_{k'}(t_s) = \sum_{n=1}^L \alpha_{un} \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \sum_{l=1}^L A_k \alpha_{kl} I_{kln} \cos(\phi_{kl} - \phi_{un}) \quad (2.27)$$

Desde que os desvanecimentos que atacam os percursos de cada usuário são considerados independentes, os termos $g_u(t_s)$ e $g_{k'}(t_s)$ representam um somatório de variáveis aleatórias independentes, cujas respectivas médias e variâncias vamos determinar a partir de agora.

Considerando que as seqüências de espalhamento espectral sejam seqüências aleatórias binárias e independentes de média nula, que o formato de pulso de *chip* seja retangular, e que os chips assumem amplitudes ± 1 , isto implica em [28]:

$$E[I_{kln}] = 0 \quad (2.28)$$

$$E[I_{kln}^2] = \begin{cases} \frac{T_b^2}{G} & k = u, l \neq n \\ \frac{2T_b^2}{3G} & k \neq u, \forall l \end{cases} \quad (2.29)$$

Aplicando-se (2.28) em (2.26) e (2.27), constata-se facilmente que $g_u(t_s)$ e $g_{k'}(t_s)$ têm média nula. A variância de $g_u(t_s)$ é dada por:

$$\sigma_{g_u}^2 = A_u^2 \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L E[\alpha_{ul}^2] E[I_{uln}^2] E[\cos^2(\phi_{ul} - \phi_{un})] \quad (2.30)$$

Os desvanecimentos associados aos múltiplos percursos de cada usuário são considerados independentes e identicamente distribuídos, o que implica em $E[\alpha_{kl}^2] = E[\alpha^2]$. Além disso, $E[\cos^2(\phi_{ul} - \phi_{un})] = 1/2$, dado que $\phi_{ul} - \phi_{un}$ é uma variável aleatória uniformemente distribuída no intervalo $[0, 2\pi]$. Portanto, substituindo (2.29) em (2.30), temos:

$$\sigma_{g_u}^2 = \frac{A_u^2 T_b^2}{2G} (L-1) E[\alpha^2] \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \quad (2.31)$$

A variância de $g_{k'}(t_s)$ é dada por:

$$\sigma_{g_{k'}}^2 = \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \sum_{l=1}^L A_k^2 E[\alpha_{kl}^2] E[I_{kln}^2] E[\cos^2(\phi_{kl} - \phi_{un})] \quad (2.32)$$

Na determinação de $\sigma_{g_{k'}}^2$ valem as mesmas considerações feitas para $\sigma_{g_u}^2$. Assim,

$$\sigma_{g_{k'}}^2 = \frac{T_b^2}{3G} L E[\alpha^2] \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K A_k^2 \quad (2.33)$$

Usando a aproximação gaussiana para determinar o desempenho do sistema, a variável de decisão $r(t_s)$ pode ser modelada por uma variável aleatória gaussiana condicionada aos pesos dos ramos do receptor α_{un} . Esta variável de decisão tem média e variância dadas, respectivamente, por:

$$S_u(t_s) = A_u T_b \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \quad (2.34)$$

e

$$\begin{aligned} \sigma_r^2 &= \sigma_{g_u}^2 + \sigma_{g_{k'}}^2 + \sigma_n^2 \\ &= \frac{A_u^2 T_b^2}{2G} (L-1) E[\alpha^2] \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 + \frac{T_b^2}{3G} L E[\alpha^2] \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K A_k^2 + \frac{N_0 T_b}{2} \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2 \end{aligned} \quad (2.35)$$

Para os valores de média e variância dados, respectivamente, por (2.34) e (2.35), a probabilidade de erro condicionada ao conhecimento do desvanecimento é dada por:

$$P_e = Q\left(\sqrt{2\gamma_b}\right) \quad (2.36)$$

onde $Q(x)$ é a função definida por:

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty \exp\left(-\frac{t^2}{2}\right) dt \quad (2.37)$$

Além disso, γ_b é a relação sinal-ruído-mais-interferência instantânea do sinal recebido, dada por:

$$\gamma_b = \frac{S_u^2(t_s)}{2\sigma_r^2} \quad (2.38)$$

Substituindo (2.34) e (2.35) em (2.38), obtemos:

$$\gamma_b = \frac{\sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2}{\frac{(L-1)}{G} E[\alpha^2] + \frac{2L}{3G} E[\alpha^2] \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \frac{A_k^2}{A_u^2} + \frac{N_0}{A_u^2 T_b}} \quad (2.39)$$

Observando (2.39), temos que a relação sinal-ruído-mais-interferência pode também ser escrita como:

$$\gamma_b = \sum_{n=1}^L \gamma_n \quad (2.40)$$

onde

$$\gamma_n = \frac{\alpha_{un}^2}{\frac{(L-1)}{G} E[\alpha^2] + \frac{2L}{3G} E[\alpha^2] \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \frac{A_k^2}{A_u^2} + \frac{N_0}{A_u^2 T_b}} \quad (2.41)$$

é a relação sinal-ruído-mais-interferência instantânea do sinal recebido pelo n -ésimo percurso do usuário u .

Para obter a probabilidade de erro de bit média, é necessário determinar a função densidade de probabilidade $p(\gamma_b)$. Esta função pode ser facilmente determinada através da função característica de γ_b . Para $L = 1$, $\gamma_b \equiv \gamma_{n=1}$ tem distribuição exponencial [7], cuja função característica é dada por:

$$\begin{aligned} \Psi_1(jv) &= E[e^{jv\gamma_{n=1}}] \\ &= \frac{1}{1 - jv\bar{\gamma}_c} \end{aligned} \quad (2.42)$$

onde $\bar{\gamma}_c$ é a relação sinal-ruído-mais-interferência média por canal, que a partir de (2.41) é dada por:

$$\begin{aligned}
 \bar{\gamma}_c &= E[\gamma_n] \\
 &= \frac{E[\alpha_{1n}^2]}{\frac{(L-1)}{G}E[\alpha^2] + \frac{2L}{3G}E[\alpha^2] \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \frac{A_k^2}{A_u^2} + \frac{N_0}{A_u^2 T_b}}
 \end{aligned} \tag{2.43}$$

Como o desvanecimento é considerado independente e identicamente distribuído, $E[\alpha_{1n}^2] = E[\alpha^2]$. Assim,

$$\bar{\gamma}_c = \frac{1}{\frac{(L-1)}{G} + \frac{2L}{3G} \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \frac{A_k^2}{A_u^2} + \frac{N_0}{A_u^2 T_b E[\alpha^2]}} \tag{2.44}$$

Considerando os desvanecimentos nos L percursos, a relação sinal-ruído-mais-interferência média do sinal recebido é dada por:

$$\begin{aligned}
 \bar{\gamma}_b &= \sum_{n=1}^L E[\gamma_n] \\
 &= L\bar{\gamma}_c \\
 &= \frac{1}{\frac{(L-1)}{LG} + \frac{2}{3G} \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \frac{A_k^2}{A_u^2} + \frac{N_0}{A_u^2 T_b L E[\alpha^2]}}
 \end{aligned} \tag{2.45}$$

Vamos definir a relação sinal-ruído, E_b/N_0 , para o usuário u , como:

$$\frac{E_b}{N_0} = \frac{A_u^2 T_b L}{N_0}, \tag{2.46}$$

e vamos supor nas análises deste trabalho que $E[\alpha^2] = 1$, é dizer que o parâmetro da PDF Rayleigh $\sigma_\alpha^2 = 1/2$. Assim (2.45) pode-se reescrever como:

$$\bar{\gamma}_b = \frac{1}{\frac{(L-1)}{LG} + \frac{2}{3G} \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K \frac{A_k^2}{A_u^2} + \left(\frac{E_b}{N_0}\right)^{-1}}. \tag{2.47}$$

Para um caso geral em que as amplitudes do sinal transmitido sejam todas iguais ($A_1 = A_2 = \dots = A_K = A$), a expressão de $\bar{\gamma}_b$ é dado por:

$$\bar{\gamma}_b = \frac{1}{\frac{(L-1)}{LG} + \frac{2}{3} \frac{(K-1)}{G} + \left(\frac{E_b}{N_0}\right)^{-1}}. \quad (2.48)$$

Dado que (2.40) é a soma de L variáveis aleatórias independentes de distribuição exponencial, podemos escrever a função característica de γ_b como:

$$\Psi_b(jv) = \frac{1}{(1 - jv\bar{\gamma}_c)^L} \quad (2.49)$$

Esta é a função característica de uma chi-quadrada com $2L$ graus de liberdade e função densidade de probabilidade dada por:

$$p(\gamma_b) = \frac{1}{(L-1)!\bar{\gamma}_c^L} (\gamma_b)^{L-1} \exp\left(-\frac{\gamma_b}{\bar{\gamma}_c}\right), \quad \gamma_b > 0 \quad (2.50)$$

Para obtermos a probabilidade de erro de bit média devemos eliminar a estatística do desvanecimento através de:

$$\bar{P}_e = \int_0^\infty Q(\sqrt{2\gamma_b}) p(\gamma_b) d\gamma_b \quad (2.51)$$

A expressão anterior possui a seguinte forma fechada [7]:

$$\bar{P}_e = \left(\frac{1-\nu}{2}\right)^L \sum_{n=0}^{L-1} \binom{L-1+n}{n} \left(\frac{1+\nu}{2}\right)^n \quad (2.52)$$

onde, por definição,

$$\nu = \sqrt{\frac{\bar{\gamma}_b}{L + \bar{\gamma}_b}} \quad (2.53)$$

Quando $\bar{\gamma}_c \gg 1$, a probabilidade de erro pode ser aproximada por [7]:

$$\bar{P}_e \simeq \left(\frac{1}{4\bar{\gamma}_c}\right)^L \binom{2L-1}{L} \quad (2.54)$$

Podemos observar em (2.54) que a probabilidade de erro de bit média é inversamente

proporcional à relação sinal-ruído-mais-interferência média por canal elevada à L -ésima potência.

2.9 Arranjo Linear de Antenas

2.9.1 Introdução

Um arranjo de antenas consiste de M antenas espacialmente distribuídas de acordo com o padrão geométrico desejado. Os padrões podem variar largamente, no entanto, as configurações mais comuns são: o arranjo circular onde, como o próprio nome sugere, as antenas estão posicionadas em torno de um círculo, arranjo planar e arranjo linear uniforme de antenas igualmente espaçadas ao longo do mesmo eixo.

Neste trabalho vamos considerar um arranjo linear uniforme de antenas. A grande vantagem do uso de arranjos lineares é a simplicidade do modelo matemático do sinal na saída do arranjo.

Para simplificar a análise matemática de um arranjo, assumimos que:

- O espaçamento entre as antenas seja suficientemente pequeno comparado com a distância do transmissor ou receptor para que não haja variações de amplitude entre os sinais recebidos em antenas diferentes;
- Não exista acoplamento mútuo entre as antenas;
- Todas as fontes de sinais estejam localizadas longe o bastante de forma que os sinais incidentes no arranjo sejam ondas planas;
- Os sinais sejam de banda estreita, ou seja, a banda do sinal incidente é pequena comparada com a frequência da portadora.

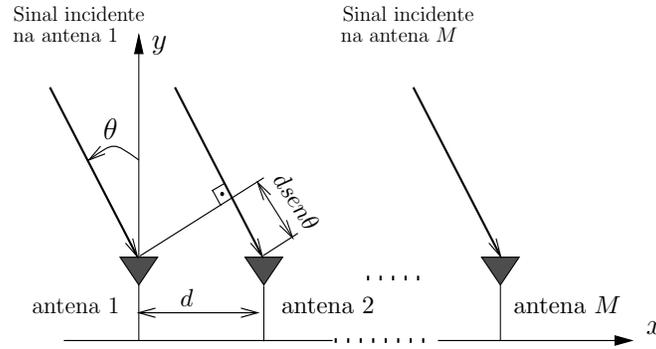


Figura 2.4: Geometria de um arranjo linear uniforme de M antenas orientado ao longo do eixo x .

A geometria de um arranjo linear uniforme de M antenas orientado ao longo do eixo x , é mostrada na Fig. 2.4, onde d é o espaçamento entre duas antenas adjacentes e considera-se uma onda plana recebida no arranjo na direção θ . Dado que uma defasagem de 2π ocorre quando se percorre a distância de um comprimento de onda da portadora, a diferença de fase entre os sinais incidentes em antenas adjacentes é dada por:

$$\varphi = \frac{2\pi d}{\lambda} \text{sen}\theta \quad (2.55)$$

onde λ é o comprimento de onda da portadora.

Um caso particular de interesse é aquele em que o espaçamento entre duas antenas adjacentes vale meio comprimento de onda da portadora. Neste caso $d = \lambda/2$ e a diferença de fase entre os sinais incidentes em antenas adjacentes é dada simplesmente por:

$$\varphi = \pi \text{sen}\theta$$

Usando (2.55), pode-se determinar a diferença de fase entre o sinal incidente na m -ésima antena e aquele incidente na antena de referência localizada na origem (antena 1) através de:

$$\Delta\varphi_m = (m - 1) \varphi \quad (2.56)$$

A Fig. 2.5 mostra um arranjo linear uniforme de M antenas idênticas orientado ao

longo do eixo x , onde a saída de cada antena é ponderada por um peso complexo w_m , onde $m = 1, \dots, M$. Ajustando o conjunto de pesos w_m , é possível direcionar o feixe principal do arranjo na direção desejada.

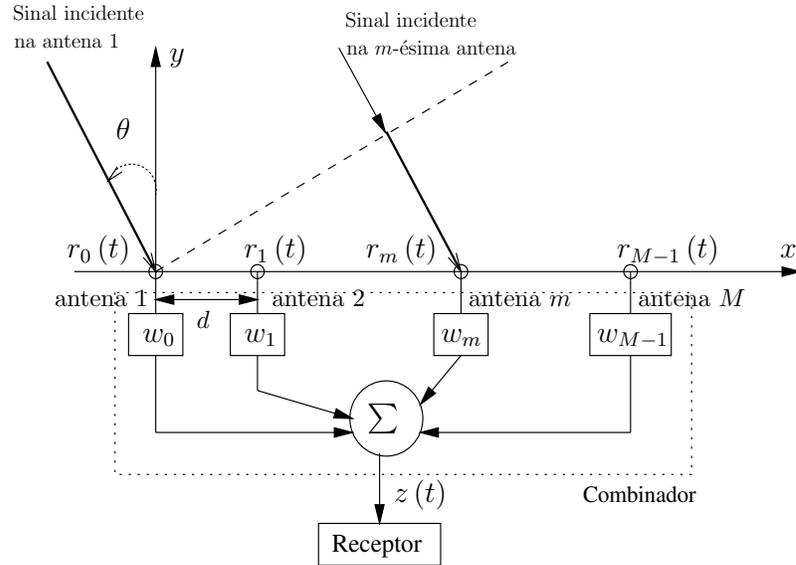


Figura 2.5: Arranjo Linear de Antenas Orientado ao Longo do Eixo x Recebendo uma Onda Plana da Direção θ .

Considera-se uma onda plana incidente na direção θ sobre o arranjo da Fig. 2.5 e todas as antenas do arranjo isotrópicas e sem ruído. Usando (2.56), a envoltória complexa do sinal recebido na m -ésima antena é dado por:

$$\begin{aligned} r_m(t) &= s(t) e^{j\Delta\varphi_m} \\ &= s(t) e^{j(m-1)\varphi} \end{aligned} \quad (2.57)$$

onde $s(t)$ é a envoltória complexa do sinal incidente no arranjo.

O sinal $r_m(t)$ recebido em cada antena é multiplicado pelo peso complexo w_m . Os sinais ponderados são então somados para formar o sinal $z(t)$ na saída do arranjo, dado por:

$$\begin{aligned}
z(t) &= \sum_{m=1}^M w_m r_m(t) \\
&= s(t) \sum_{m=1}^M w_m e^{j(m-1)\varphi} \\
&= s(t) f(\theta)
\end{aligned} \tag{2.58}$$

O termo $f(\theta)$ é denominado de *fator do arranjo*, o qual determina a razão entre o sinal na saída do arranjo $z(t)$ e o sinal $s(t)$ medido na antena de referência, em função da direção de chegada θ .

Para demonstrar como os pesos podem ser usados para direcionar o padrão de radiação do arranjo, consideramos um sinal incidente no arranjo na direção θ_0 . Se $w_m = e^{-j\frac{2\pi d}{\lambda}(m-1)\text{sen}\theta_0}$, ou seja, a diferença de fase entre antenas adjacentes é compensada perfeitamente, o fator de arranjo torna-se:

$$\begin{aligned}
f(\theta) &= \sum_{m=1}^M e^{j\frac{2\pi d}{\lambda}(m-1)(\text{sen}\theta - \text{sen}\theta_0)} \\
&= \frac{\text{sen} \left[\frac{\beta M d}{2} (\text{sen}\theta - \text{sen}\theta_0) \right]}{\text{sen} \left[\frac{\beta d}{2} (\text{sen}\theta - \text{sen}\theta_0) \right]} e^{j\frac{\beta d(M-1)}{2} (\text{sen}\theta - \text{sen}\theta_0)}
\end{aligned} \tag{2.59}$$

onde $\beta = \frac{2\pi}{\lambda}$.

Dado que $f(\theta)$ é uma função complexa, a idéia é maximizar $|f(\theta)|$. Se $w_m = e^{-j\frac{2\pi d}{\lambda}(m-1)\text{sen}\theta_0}$, a resposta máxima de $f(\theta)$ será na direção θ_0 , ou seja, o feixe de radiação do arranjo será apontado na direção de origem do sinal. Isto pode ser provado aplicando a desigualdade $\left| \sum_m x_m \right| \leq \sum_m |x_m|$ que implica em $|f(\theta)| \leq M$. Mas $|f(\theta_0)| = M$, de modo que o valor máximo é alcançado em θ_0 .

2.9.2 Vetor de Assinatura Espacial

Quando se trabalha com arranjo de antenas é conveniente usar a notação vetorial. Definimos o vetor de pesos do arranjo como:

$$\mathbf{w} = \left[w_1 \quad \cdots \quad w_M \right]^T \quad (2.60)$$

onde $(\cdot)^T$ representa a operação de transposição de matrizes. O vetor de pesos é ajustado por um algoritmo adaptativo de forma a satisfazer um critério de desempenho.

Os sinais recebidos pelas antenas são agrupados no seguinte vetor de sinais:

$$\mathbf{r}(t) = \left[r_1 \quad \cdots \quad r_M \right]^T \quad (2.61)$$

Assim, o sinal de saída do arranjo $z(t)$ pode ser escrito como o produto interno entre o vetor de pesos e o vetor de sinais, ou seja,

$$z(t) = \mathbf{w}^T \mathbf{r}(t) \quad (2.62)$$

O fator do arranjo na direção θ também pode ser escrito em termos do produto interno de vetores da seguinte forma:

$$f(\theta) = \mathbf{w}^T \mathbf{a}(\theta) \quad (2.63)$$

onde o vetor $\mathbf{a}(\theta)$ é denominado de vetor de assinatura espacial (“*steering vector*”) na direção θ , chamada de direção de chegada (“*direction of arrival*” - DOA) da onda plana recebida [29]. Para uma dada onda plana incidente na direção θ , o vetor de assinatura espacial descreve a fase do sinal incidente em cada antena em relação à fase do sinal que incide sobre a antena de referência e fornece informação sobre a direção de chegada do sinal. Para o arranjo linear da Fig. 2.5, o vetor de assinatura espacial é dado por:

$$\mathbf{a}(\theta) = \left[a_1(\theta) \quad a_2(\theta) \cdots a_M(\theta) \right]^T \quad (2.64)$$

onde

$$\begin{aligned} a_m(\theta) &= e^{\frac{j2\pi d(m-1)}{\lambda} \sin\theta} \\ &= e^{j(m-1)\varphi} \end{aligned} \quad (2.65)$$

sendo φ a diferença de fase entre os sinais incidentes em antenas adjacentes, dada por (2.55).

Assim, o sinal recebido no arranjo pode ser reescrito como:

$$\mathbf{r}(t) = s(t) \mathbf{a}(\theta) \quad (2.66)$$

Normalizando os elementos de $\mathbf{a}(\theta)$ por \sqrt{M} garante-se que $\|\mathbf{a}^H(\theta) \cdot \mathbf{a}(\theta)\|^2 = 1$, onde $(\cdot)^H$ representa a operação Hermitiana (conjugado transposto). Com isso, $a_m(\theta)$ torna-se:

$$a_m(\theta) = \frac{1}{\sqrt{M}} e^{j(m-1)\varphi} \quad (2.67)$$

2.9.3 Relação Sinal-Interferência

Considera-se que K sinais incidem sobre o arranjo, cada um com direção de chegada θ_k . O sinal na saída da m -ésima antena é dado por:

$$r_m(t) = \sum_{k=1}^K a_m(\theta_k) s_k(t) \quad (2.68)$$

onde $s_k(t)$ é o k -ésimo sinal incidente no arranjo e $a_m(\theta_k)$ é dado por (2.67).

O sinal recebido no arranjo pode ser escrito em forma vetorial como:

$$\mathbf{r}(t) = \sum_{k=1}^K s_k(t) \mathbf{a}(\theta_k) \quad (2.69)$$

Considere que se deseja extrair o sinal do u -ésimo usuário, $s_u(t)$. Para isso, vamos considerar estimação perfeita da direção de chegada do sinal do u -ésimo usuário. Desta forma o vetor de pesos é dado por:

$$\mathbf{w}^T = \mathbf{a}^H(\theta_u) \quad (2.70)$$

Assim, a saída do arranjo pode ser escrita como:

$$\begin{aligned}
 z(t) &= \mathbf{w}^T \mathbf{r}(t) \\
 &= s_u(t) \mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_u) + \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K s_k(t) \mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)
 \end{aligned} \tag{2.71}$$

Mas, $\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_u) = 1$, assim:

$$z(t) = s_u(t) + \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K s_k(t) \mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k) \tag{2.72}$$

A potência do sinal desejado é dada por:

$$\begin{aligned}
 P_0 &= \frac{1}{2T_b} \int_0^{T_b} |s_u(t)|^2 dt \\
 &= \frac{1}{2} |s_u(t)|^2
 \end{aligned} \tag{2.73}$$

onde $|s_u(t)|^2$ é considerada constante dentro de um intervalo de sinalização.

Supondo que os usuários transmitam sinais de forma independente, a potência média total de interferência de acesso múltiplo é dada por:

$$\begin{aligned}
 I_0 &= \frac{1}{2} E \left[\sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K |s_k(t)|^2 |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2 \right] \\
 &= \frac{1}{2} \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K P_k E |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2
 \end{aligned} \tag{2.74}$$

onde P_k é a potência do sinal do usuário k , que interfere no sinal desejado. Assumindo controle de potência perfeito, temos que $P_0 = P_k$. Assim,

$$I_0 = \frac{1}{2} P_0 \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K E |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2 \tag{2.75}$$

A relação sinal-interferência média do sinal recebido no arranjo pode ser escrita como o quociente entre a potência do sinal e a potência média total de interferência de acesso múltiplo, ou seja:

$$\begin{aligned}\overline{SIR} &= \frac{P_0}{P_0 \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K E |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2} \\ &= \frac{1}{\sum_{\substack{k=1 \\ k \neq u}}^K E |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2}\end{aligned}\quad (2.76)$$

2.9.4 Interferência Média Normalizada

Considere o receptor associado ao usuário u com direção de chegada θ_u . A potência de interferência média normalizada produzida pelo sinal do usuário k incidente no arranjo na direção de chegada θ_k sobre o u -ésimo usuário com ângulo de chegada θ_u é dada por [30]:

$$\begin{aligned}\eta(\theta_u, \theta_k) &= |\mathbf{a}^H(\theta_u) \cdot \mathbf{a}(\theta_k)|^2 \\ &= \left[\frac{1}{M} \frac{\text{sen}\left(\frac{M\psi}{2}\right)}{\text{sen}\left(\frac{\psi}{2}\right)} \right]^2\end{aligned}\quad (2.77)$$

onde

$$\psi = \frac{2\pi d}{\lambda} (\text{sen}\theta_u - \text{sen}\theta_k)\quad (2.78)$$

Considerando que θ_u e θ_k são variáveis aleatórias independentes, o valor médio de $\eta(\theta_u, \theta_k)$ é dado por:

$$\begin{aligned}\bar{\eta} &= E |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2 \\ &= \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} |\mathbf{a}^H(\theta_u) \mathbf{a}(\theta_k)|^2 p(\theta_u) p(\theta_k) d\theta_u d\theta_k\end{aligned}\quad (2.79)$$

Considerando que a direção de chegada é uma variável aleatória uniformemente distribuída de $[0, 2\pi]$, ou seja, $p(\theta_u) = p(\theta_k) = \frac{1}{2\pi}$, (2.79) resulta em [30]:

$$\bar{\eta} = \frac{1}{M} + \frac{2}{M^2} \sum_{m=1}^{M-1} (M-m) J_0^2 \left(\frac{2\pi m}{\lambda} d \right) \quad (2.80)$$

onde $J_0^2(\cdot)$ é a função de Bessel de primeiro tipo e ordem zero.

Dado que a direção de chegada é uma variável aleatória uniformemente distribuída no intervalo $[0, 2\pi]$ e, além disso, $J_0^2 \left(\frac{2\pi m}{\lambda} d \right) \ll 1$, o limitante inferior de (2.80) é dado por [30]:

$$\bar{\eta} \geq \frac{1}{M} \quad (2.81)$$

Este resultado indica que quanto maior o número de antenas, menor é a potência média de interferência normalizada. A potência média total da interferência de acesso múltiplo dada por (2.75), pode ser escrita como:

$$I_0 \simeq \frac{P_0}{M} (K-1) \quad (2.82)$$

Com este resultado, podemos aproximar (2.76) para:

$$\overline{SIR} \simeq \frac{M}{K-1} \quad (2.83)$$

2.9.5 Modelo de Canal Espaço-Temporal

Consideramos um arranjo linear de M antenas na ERB para receber e transmitir sinais em um ambiente com desvanecimento por múltiplos percursos, onde réplicas do sinal transmitido alcançam o arranjo em diferentes ângulos de chegada e deslocadas no tempo. Portanto, o sinal recebido é função de duas variáveis: instante de tempo e ângulo de chegada θ . Assim o modelo do canal em questão é derivado nos domínios espacial e temporal.

Considerando que o arranjo recebe sinais de K usuários, a resposta impulsiva do canal espaço-temporal entre o k -ésimo usuário e a m -ésima antena do arranjo pode ser escrita

como:

$$h_{km}(t, \tau_{l,k}) = \sum_{l=1}^L a_m(\theta_{l,k}) \delta(t - \tau_{kl}) \quad (2.84)$$

onde L é o número de percursos, θ_{kl} é o ângulo de chegada do l -ésimo percurso do k -ésimo usuário, $\tau_{l,k}$ é o atraso do l -ésimo percurso entre a m -ésima antena e o k -ésimo usuário e

$$a_m(\theta_{l,k}) = \frac{1}{\sqrt{M}} \alpha_{klm} e^{j\phi_{klm}} e^{j(m-1)\varphi_{l,k}} \quad (2.85)$$

onde α_{klm} e ϕ_{klm} representam, respectivamente, a atenuação e a fase introduzidas no l -ésimo percurso entre a m -ésima antena e o k -ésimo usuário. Considere que o sinal recebido através do l -ésimo percurso do k -ésimo usuário alcance todas as antenas do arranjo com a mesma fase, ou seja, $\phi_{klm} = \phi_{kl}$, ou seja, a diferença de fase entre as antenas está representada pelo termo $(m-1)\phi_{kl}$.

A Fig. 2.6 ilustra o modelo do canal espaço-temporal entre o l -ésimo percurso do k -ésimo usuário e o arranjo de antenas.

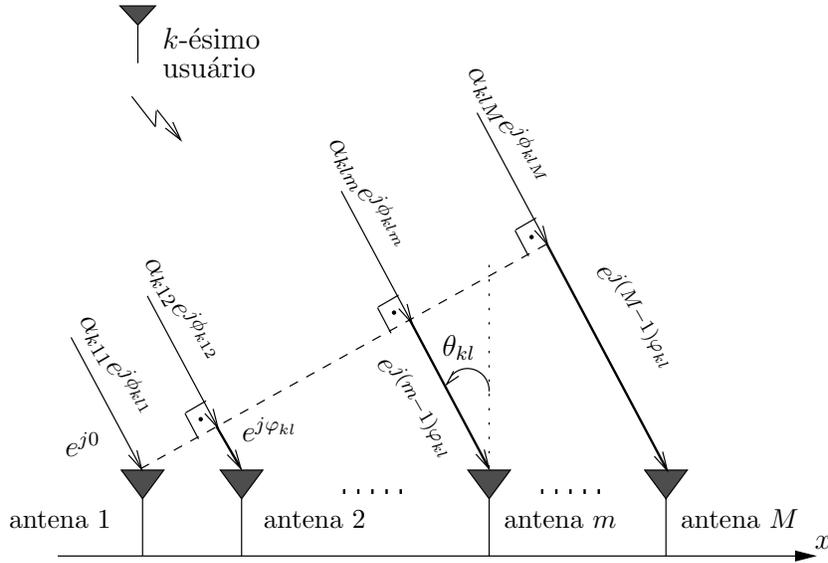


Figura 2.6: Modelo de Canal Espaço-Temporal entre o l -ésimo Percurso do k -ésimo Usuário e um Arranjo Linear de M Antenas Uniformemente Espaçadas.

A diferença de fase φ_{kl} entre os sinais recebidos em antenas adjacentes de um arranjo linear é dada por (2.55):

$$\varphi_{kl} = \frac{2\pi d}{\lambda} \text{sen}(\theta_{kl}) \quad (2.86)$$

Podemos representar a resposta impulsiva do canal entre o k -ésimo usuário e o arranjo de antenas usando a seguinte notação vetorial:

$$\mathbf{h}_k(t, \tau_{kl}) = \sum_{l=1}^L \mathbf{a}(\theta_{kl}) \delta(t - \tau_{kl}) \quad (2.87)$$

onde $\mathbf{a}(\theta_{kl})$ é o vetor de assinatura espacial dado por:

$$\mathbf{a}(\theta_{kl}) = \left[a_1(\theta_{kl}) \quad a_2(\theta_{kl}) \quad \cdots \quad a_m(\theta_{kl}) \quad \cdots \quad a_M(\theta_{kl}) \right]^T \quad (2.88)$$

O vetor da resposta impulsiva do canal $\mathbf{h}_k(t, \tau_{l,k})$ é dado pela combinação dos L percursos, onde cada percurso é descrito pelo vetor de assinatura espacial $\mathbf{a}(\theta_{kl})$, que contém todos os parâmetros que caracterizam o canal espaço-temporal entre o l -ésimo percurso e o arranjo: ângulo de chegada, atenuação, atraso e fase. A distribuição destes parâmetros depende do tipo de ambiente que caracteriza o canal. Vamos considerar que o desvanecimento é do tipo Rayleigh e que a fase e o ângulo de chegada são uniformemente distribuídos no intervalo de $[0, 2\pi]$. Consideramos que os desvanecimentos e as fases são independentes e descorrelacionados entre as antenas.

Em canais com desvanecimento Rayleigh, os vetores de assinatura espacial $\mathbf{a}(\theta_{kl})$ podem ser considerados como vetores gaussianos complexos i.i.d de média nula e matriz de covariância dada por:

$$\mathbf{R}_a = E[\mathbf{a}(\theta_{kl})\mathbf{a}^H(\theta_{kl})]. \quad (2.89)$$

Considerando um ambiente de acesso múltiplo, o sinal recebido pelo arranjo é a soma da convolução entre os sinais transmitidos pelos K usuários e suas respectivas respostas impulsivas mais o ruído, ou seja,

$$\begin{aligned}
\mathbf{r}(t) &= \sum_{k=1}^K \mathbf{h}_k(t, \tau_{kl}) * s_k(t) + \mathbf{n}(t) \\
&= \sum_{k=1}^K \sum_{l=1}^L s_k(t - \tau_{kl}) \mathbf{a}(\theta_{kl}) + \mathbf{n}(t)
\end{aligned} \tag{2.90}$$

onde $s_k(t)$ representa a envoltória complexa do sinal transmitido pelo k -ésimo usuário e $\mathbf{n}(t)$ representa o vetor de envoltória complexa do ruído aditivo gaussiano branco de média nula e densidade espectral de potência $2N_0$ em cada antena, sendo que o ruído é estatisticamente independente entre as antenas.

2.9.6 Receptor Rake-2D

Como os sinais que se propagam por múltiplos percursos alcançam o receptor com diferentes atrasos e ângulos de chegada distintos é necessário implementar um receptor que explore simultaneamente a diversidade espacial e temporal do canal.

O receptor Rake convencional usado em sistemas CDMA explora a diversidade temporal combinando os sinais dos diversos percursos através de um combinador de razão máxima. Para explorar a dimensão espacial, adicionada pelo uso do arranjo de antenas, surge o receptor Rake bidimensional (*Rake-2D*) [13], que combina sinais nos domínios temporal e espacial, empregando um filtro espacial para cada um dos percursos do sinal do usuário desejado para formar a variável de decisão. Teoricamente, se todos os parâmetros do canal de cada usuário, ou seja, atraso, atenuação, fase e direção de chegada de todos os percursos, puderem ser estimados adequadamente, obtém-se um receptor Rake-2D casado temporal e espacialmente com o canal de cada usuário.

A estrutura de um receptor Rake-2D casado com o canal do k -ésimo usuário é mostrada na Fig. 2.7, onde os atrasos de recepção dos percursos são múltiplos inteiros de um intervalo de *chip* T_c . Observe que cada um dos M estágios do receptor Rake-2D é similar ao receptor Rake convencional descrito na Seção 2.8. Cada ramo do m -ésimo estágio é ponderado pela estimação dos parâmetros do canal de propagação do l -ésimo percurso para a m -ésima antena do k -ésimo usuário $a_m^*(\theta_{kl})$, dado por (2.85), onde $l = 1, \dots, L$.

O sinal recebido na m -ésima antena, $r_m(t)$, é multiplicado pelo peso de cada ramo e

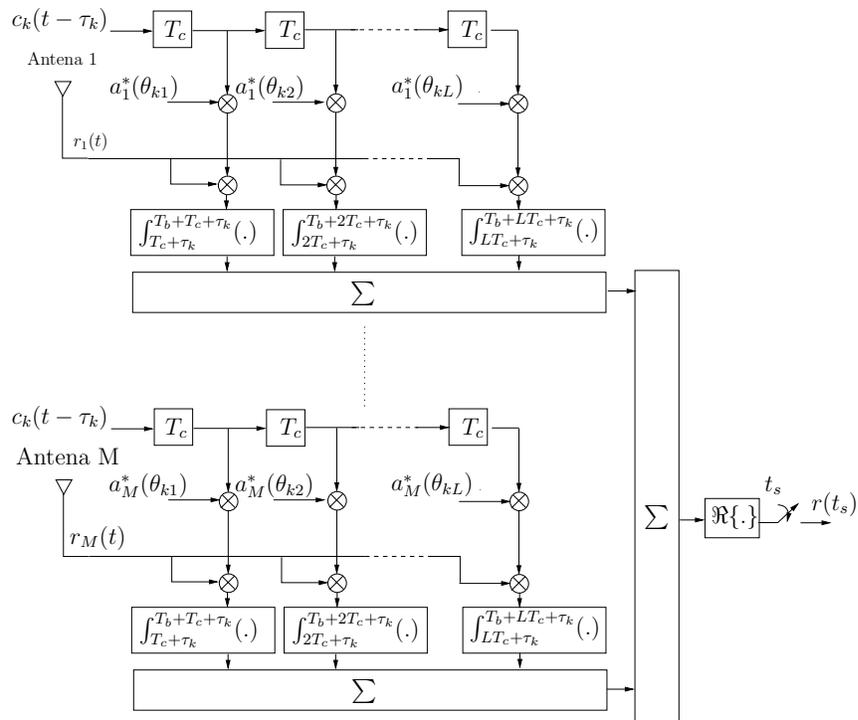


Figura 2.7: Modelo de um Receptor Rake-2D.

também pelas L versões deslocadas no tempo da sequência de espalhamento do usuário k , para detectar separadamente os sinais que se propagam pelos L percursos resolvíveis. Da mesma forma que no receptor Rake convencional, os sinais de saída de cada estágio são então integrados, somados e amostrados para formar a variável de decisão do sistema.

2.10 Generalidades da Detecção Multiusuário

Em um sistema CDMA, quando o número de usuários no sistema aumenta, a interferência de múltiplo acesso (MAI) também aumenta, o que compromete o desempenho do sistema. A MAI é a interferência de co-canal, consequência do fato das sequências de espalhamento não serem ortogonais.

A detecção multiusuário [11] tem como objetivo eliminar a MAI, às custas de um pequeno aumento na potência do ruído. A detecção multiusuário ótima infelizmente apresenta complexidade exponencial com o número de usuários. A detecção multiusuário descorrelacionadora (MUD-D) faz parte da classe linear sub-ótima dos detectores multiusuário. Entre os detectores sub-ótimos, o MUD-D pode mitigar a MAI eficientemente,

sem a necessidade do controle de potência [11].

2.10.1 Modelo do Receptor Descorrelacionador MUD-D

Para um sistema DS-CDMA com uma única célula e K usuários, modelado em (2.13) e considerando que o ruído no receptor é modelado por um processo estocástico do tipo gaussiana, $n(t)$, que possui densidade espectral de potência $N_0/2$, o sinal recebido é dado por:

$$r(t) = \sum_{k=1}^K A_k b_k(t - \tau_k) c_k(t - \tau_k) + n(t). \quad (2.91)$$

Vamos ordenar os usuários em ordem crescente de atraso e considerar que $\tau_1 < \tau_2 < \dots < \tau_K < T_b$. O caso síncrono é um caso particular do caso assíncrono onde, $\tau_1 = \tau_2 = \dots = \tau_K = 0$.

O receptor MUD-D sub-ótimo é mostrado na Fig. 2.8. Este receptor é formado por um banco de K filtros casados, seguido de um filtro descorrelacionador, usado com o objetivo de eliminar a interferência MAI. A decisão dos bits é tomada na saída do filtro descorrelacionador.

A variável de decisão para o filtro casado do j -ésimo símbolo de um usuário alvo u é obtida após a amostragem no instante de tempo $t_s = jT_b + \tau_u$, dada por:

$$y_u(t_s) = \int_{(j-1)T_b + \tau_u}^{jT_b + \tau_u} r(t) c_u(t - \tau_u) dt. \quad (2.92)$$

Usando (2.91) em (2.92) obtém-se que:

$$y_u(t_s) = \int_{(j-1)T_b + \tau_u}^{jT_b + \tau_u} \sum_{k=1}^K A_k b_k(t - \tau_k) c_k(t - \tau_k) c_u(t - \tau_u) dt + \int_{(j-1)T_b + \tau_u}^{jT_b + \tau_u} n(t) c_u(t - \tau_u) dt. \quad (2.93)$$

A expressão (2.93) pode ser representada em forma matricial. Isto será apresentado em um exemplo para o caso geral assíncrono com três usuários, conforme mostrado na Fig. 2.9. Nesta figura pode-se observar que o símbolo do i -ésimo instante de tempo de um determinado usuário no sinal recebido vai depender dos símbolos dos demais usuários interferentes em outros instantes de tempo. Por isto, o receptor tem que usar grupos

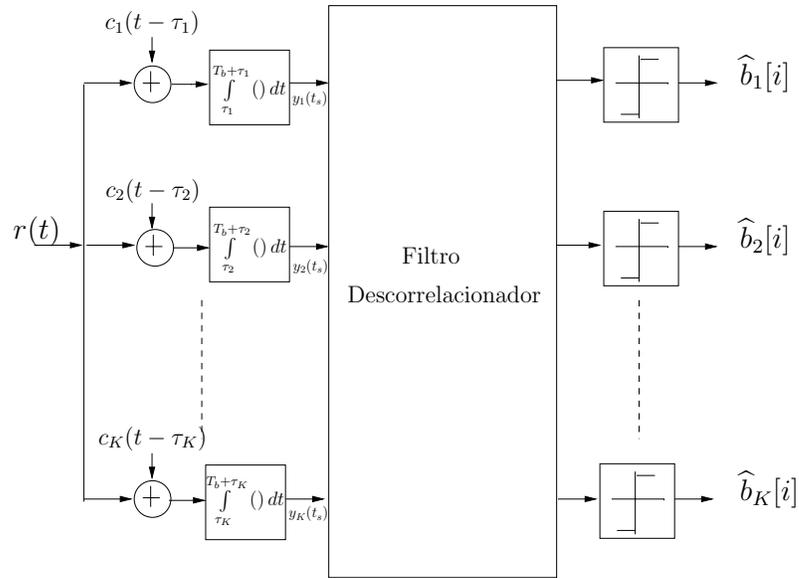


Figura 2.8: Receptor Descorrelacionador MUD-D.

contínuos de $N = 3$ símbolos no processo de detecção, o que se denomina na literatura como o comprimento da janela de deslizamento (*sliding window*) [11].

Na Fig. 2.10 é apresentada a relação temporal das seqüências de espalhamento dos dois primeiros usuários referente à detecção do símbolo no i -ésimo instante de tempo, $A_1[i]b_1[i]$, onde ρ_{12} representa a correlação entre os dois usuários considerando o intervalo de interferência dado em $\tau_2 \leq t \leq T_b$. Assim pode-se expressar ρ_{12} como:

$$\rho_{12} = \int_{\tau_2}^{T_b} c_1(t) c_2(t - \tau_2) dt. \quad (2.94)$$

Por outro lado, o termo ρ_{21} representa a correlação entre os dois usuários considerando o intervalo de interferência da esquerda dado em $0 \leq t \leq \tau_2$, considerando o sinal de espalhamento $c_2(t + T_b - \tau_2)$. Assim pode-se expressar ρ_{21} como:

$$\rho_{21} = \int_0^{\tau_2} c_1(t) c_2(t + T_b - \tau_2) dt. \quad (2.95)$$

Usando (2.93), as expressões de $y_u(t)$ para os três usuários no i -ésimo intervalo são apresentadas a seguir:

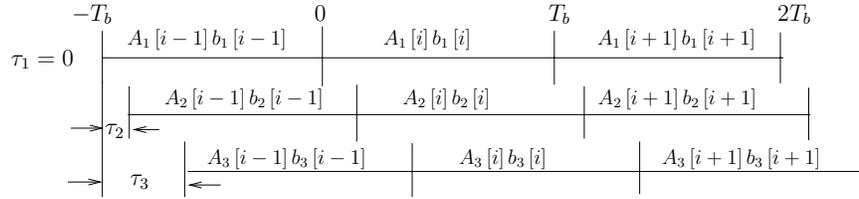


Figura 2.9: Diagrama Temporal de um Sistema CDMA Assíncrono com 3 Usuários.

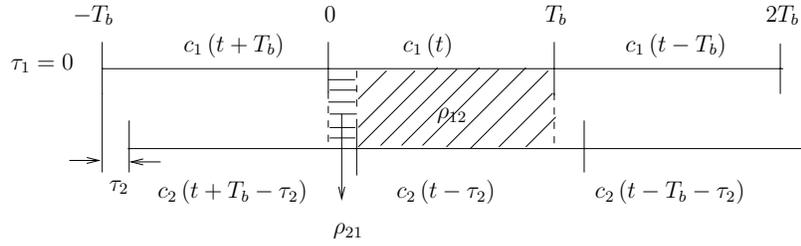


Figura 2.10: Correlação entre 2 Usuários.

$$\begin{aligned}
 y_1(i) &= A_1(i)b_1(i) + A_2(i)b_2(i)\rho_{12} + A_2(i-1)b_2(i-1)\rho_{21} + A_3(i)b_3(i)\rho_{13} + A_3(i-1)b_3(i-1)\rho_{31} + n_1(i) \\
 y_2(i) &= A_2(i)b_2(i) + A_1(i)b_1(i)\rho_{12} + A_1(i+1)b_1(i+1)\rho_{21} + A_3(i)b_3(i)\rho_{23} + A_3(i-1)b_3(i-1)\rho_{32} + n_2(i) , \\
 y_3(i) &= A_3(i)b_3(i) + A_1(i)b_1(i)\rho_{13} + A_1(i+1)b_1(i+1)\rho_{31} + A_2(i)b_2(i)\rho_{23} + A_2(i+1)b_2(i+1)\rho_{32} + n_3(i)
 \end{aligned}$$

onde

$$\begin{aligned}
 \rho_{13} &= \int_{\tau_3}^{T_b} c_1(t) c_3(t - \tau_3) dt \\
 \rho_{31} &= \int_0^{\tau_3} c_1(t) c_3(t + T_b - \tau_3) dt \\
 \rho_{23} &= \int_0^{\tau_2+T_b} c_2(t - \tau_2) c_3(t - \tau_3) dt \\
 \rho_{32} &= \int_{\tau_2}^{\tau_3} c_2(t - \tau_2) c_3(t + T_b - \tau_3) dt
 \end{aligned}$$

são os valores de correlação, e

$$\begin{aligned}
 n_1(i) &= \int_0^{T_b} n(t) c_1(t - T_b) dt \\
 n_2(i) &= \int_{\tau_2+T_b}^{\tau_2+T_b} n(t) c_2(t - T_b - \tau_2) dt \\
 n_3(i) &= \int_{\tau_3}^{\tau_3+T_b} n(t) c_3(t - T_b - \tau_3) dt
 \end{aligned}$$

são amostras de ruído resultante do banco de filtros casados.

Assim, podemos expressar de forma matricial da seguinte maneira:

$$\begin{bmatrix} y_1(i) \\ y_2(i) \\ y_3(i) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & \rho_{21} & \rho_{31} & 1 & \rho_{12} & \rho_{13} & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & \rho_{32} & \rho_{12} & 1 & \rho_{23} & \rho_{21} & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \rho_{13} & \rho_{23} & 1 & \rho_{31} & \rho_{32} & 0 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} A_1(i-1)b_1(i-1) \\ A_2(i-1)b_2(i-1) \\ A_3(i-1)b_3(i-1) \\ A_1(i)b_1(i) \\ A_2(i)b_2(i) \\ A_3(i)b_3(i) \\ A_1(i+1)b_1(i+1) \\ A_2(i+1)b_2(i+1) \\ A_3(i+1)b_3(i+1) \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} n_1(i) \\ n_2(i) \\ n_3(i) \end{bmatrix} \quad (2.96)$$

Separando as amplitudes do sinal transmitido dos bits de informação e simplificando a matriz de correlação, o modelo matricial dado em (2.96), pode ser escrito como:

$$\begin{bmatrix} y_1(i) \\ y_2(i) \\ y_3(i) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} R(1) & R(0) & R^T(1) \end{bmatrix} \mathbf{A}_N \begin{bmatrix} b_1(i-1) \\ b_2(i-1) \\ b_3(i-1) \\ b_1(i) \\ b_2(i) \\ b_3(i) \\ b_1(i+1) \\ b_2(i+1) \\ b_3(i+1) \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} n_1(i) \\ n_2(i) \\ n_3(i) \end{bmatrix} \quad (2.97)$$

onde

$$\mathbf{R}(0) = \begin{bmatrix} 1 & \rho_{12} & \rho_{13} \\ \rho_{12} & 1 & \rho_{23} \\ \rho_{13} & \rho_{23} & 1 \end{bmatrix}, \quad \mathbf{R}(1) = \begin{bmatrix} 0 & \rho_{21} & \rho_{31} \\ 0 & 0 & \rho_{32} \\ 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (2.98)$$

e

$$\mathbf{A}_N = \begin{bmatrix} A_1(i-1) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & A_2(i-1) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & A_3(i-1) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & A_1(i) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & A_2(i) & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & A_3(i) & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & A_1(i+1) & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & A_2(i+1) & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & A_3(i+1) \end{bmatrix} \quad (2.99)$$

Embora uma janela de deslizamento de $N = 3$ seja suficiente para analisar as amostras dos bits dos usuários no instante i , neste trabalho vamos definir a seguir, de forma geral, os vetores e matrizes úteis para modelar o sistema considerando K usuários e uma janela de deslizamento de tamanho N ímpar. Para efeitos de simulação, os bits inferiores e superiores dos usuários não recebem toda a interferência e devem ser descartados.

Vetores de bits de informação

Seja o vetor $\mathbf{b}(i)$ composto pelos bits de informação dos K usuários no instante i , dado por:

$$\mathbf{b}(i) = \begin{bmatrix} b_1(i) & b_2(i) & \dots & b_K(i) \end{bmatrix}. \quad (2.100)$$

Concatenando-se os vetores $\mathbf{b}(i)$ ao longo de toda a janela de tamanho N , obtém-se um vetor de ordem $NK \times 1$ que contém todos os bits de informação dos K usuários nos N intervalos de tempo da janela e é dado por:

$$\mathbf{b}_N = \left[\mathbf{b}\left(i - \frac{N-1}{2}\right) \dots \mathbf{b}(i-1) \quad \mathbf{b}(i) \quad \mathbf{b}(i+1) \dots \mathbf{b}\left(i + \frac{N-1}{2}\right) \right]^T. \quad (2.101)$$

Vetores de amplitudes do sinal recebido

As amplitudes dos sinais recebidos dos K usuários no i -ésimo instante de tempo são dados por:

$$\mathbf{A}(i) = \begin{bmatrix} \mathbf{A}_1(i) & \mathbf{A}_2(i) & \dots & \mathbf{A}_K(i) \end{bmatrix}. \quad (2.102)$$

Concatenando-se o vetor $\mathbf{A}(i)$ para os N instantes de tempo, obtém-se uma matriz diagonal de dimensão $NK \times NK$, que contém todas as amplitudes em todos os instantes de tempo e é dado por:

$$\mathbf{A}_N = \text{diag} \left\{ \mathbf{A} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{A} (i-1) \quad \mathbf{A} (i) \quad \mathbf{A} (i+1) \dots \mathbf{A} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right\}, \quad (2.103)$$

onde $\text{diag}\{\mathbf{v}\}$ representa a matriz diagonal formada pelos elementos do vetor \mathbf{v} .

Matriz de correlação cruzada

A matriz que contém todos os elementos de correlação cruzada entre todos os usuários, é definida como:

$$\mathbf{R}_N = \begin{pmatrix} \mathbf{R}(0) & \mathbf{R}^T(1) & \mathbf{0}_{K \times K} & \dots & \dots & \mathbf{0}_{K \times K} \\ \mathbf{R}(1) & \mathbf{R}(0) & \mathbf{R}^T(1) & \mathbf{0}_{K \times K} & \dots & \mathbf{0}_{K \times K} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \mathbf{0}_{K \times K} & \mathbf{0}_{K \times K} & \dots & \mathbf{R}(1) & \mathbf{R}(0) & \mathbf{R}^T(1) \\ \mathbf{0}_{K \times K} & \mathbf{0}_{K \times K} & \mathbf{0}_{K \times K} & \dots & \mathbf{R}(1) & \mathbf{R}(0) \end{pmatrix}, \quad (2.104)$$

onde $\mathbf{0}_{K \times K}$ representa uma matriz nula de ordem $K \times K$, $\mathbf{R}(0)$ é uma matriz de dimensão $K \times K$ que contém os elementos de correlação no intervalo de tempo i e $\mathbf{R}(1)$ é também uma matriz de dimensão $K \times K$ que contém os elementos de correlação nos intervalos consecutivos de tempo, i e $i+1$ [11]. Os elementos que pertencem às matrizes $\mathbf{R}(0)$ e $\mathbf{R}(1)$ são dados por:

$$\mathbf{R}(0) = \begin{cases} 1, & \tau_u = \tau_k \\ \rho_{uk}, & \tau_u < \tau_k \\ \rho_{ku}, & \tau_u > \tau_k \end{cases} \quad (2.105)$$

e

$$\mathbf{R}(1) = \begin{cases} 0, & \tau_u \geq \tau_k \\ \rho_{ku}, & \tau_u < \tau_k \end{cases} \quad (2.106)$$

onde

$$\rho_{uk} = \int_{\tau_k}^{\tau_u + T_b} c_u(t - \tau_u) c_k(t - \tau_k) dt, \quad (2.107)$$

e

$$\rho_{ku} = \int_{\tau_u}^{\tau_k} c_u(t - \tau_u) c_k(t + T_b - \tau_k) dt. \quad (2.108)$$

As saídas do banco dos K filtros casados para o i -ésimo bit de informação são escritas em um vetor de ordem $1 \times K$, dado por:

$$\mathbf{y}(i) = \begin{bmatrix} y_1(i) & y_2(i) & \dots & y_u(i) & \dots & y_K(i) \end{bmatrix}, \quad (2.109)$$

onde cada elemento y_u no instante i é dado por (2.93). As saídas dos K filtros casados concatenadas para os N intervalos de tempo são escritas em um vetor de ordem $NK \times 1$, definido como:

$$\mathbf{y}_N = \left[\mathbf{y} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{y}(i-1) \quad \mathbf{y}(i) \quad \mathbf{y}(i+1) \dots \mathbf{y} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right]^T. \quad (2.110)$$

Usando as definições matriciais apresentadas nesta seção, pode-se expressar o vetor

\mathbf{y}_N como:

$$\mathbf{y}_N = \mathbf{R}_N \mathbf{A}_N \mathbf{b}_N + \mathbf{n}, \quad (2.111)$$

onde \mathbf{n} é um vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco dos K filtros casados para os N intervalos de tempo.

Os bits de informação dos K usuários para os N intervalos de tempo podem ser estimados através do sinal resultante da seguinte multiplicação:

$$\begin{aligned} \mathbf{y}'_N &= \mathbf{R}_N^{-1} \mathbf{y}_N \\ &= \mathbf{A}_N \mathbf{b}_N + \mathbf{R}_N^{-1} \mathbf{n}, \end{aligned} \quad (2.112)$$

eliminando assim toda a interferência dos demais usuários as custas de um aumento no nível de ruído.

Finalmente os bits de informação podem ser decididos usando a seguinte expressão:

$$\hat{\mathbf{b}}_N = \text{sgn} \left\{ \mathbf{R}_N^{-1} \mathbf{y}_N \right\}, \quad (2.113)$$

onde $\text{sgn}\{x\}$ representa a função sinal de x .

2.10.2 Modelo Matricial para Canais Seletivos em Frequência

Como foi apresentado em (2.16), para um sistema DS-CDMA com uma única célula e K usuários, a envoltória complexa do sinal recebido em um canal seletivo em frequência é dado por:

$$r(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K A_k \alpha_{kl} e^{j\phi_{kl}} b_k(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) + n(t), \quad (2.114)$$

Nesta seção vamos definir os vetores e matrizes adicionais aos da seção anterior, que serão úteis para representar o modelo do sinal recebido no canal seletivo em frequência.

Vetores de amplitudes do desvanecimento e de fases do canal

Para um dado usuário k , as amplitudes do desvanecimento em cada percurso, no instante i , são apresentadas em um vetor de ordem $1 \times L$, definido como:

$$\boldsymbol{\alpha}_k(i) = \begin{bmatrix} \alpha_{k1}(i) & \alpha_{k2}(i) & \dots & \alpha_{kL}(i) \end{bmatrix}. \quad (2.115)$$

Para associar todas as amplitudes do desvanecimento dos K usuários no instante i , definimos o vetor $\boldsymbol{\alpha}(i)$ de ordem $1 \times KL$ dado por:

$$\boldsymbol{\alpha}(i) = \begin{bmatrix} \boldsymbol{\alpha}_1(i) & \boldsymbol{\alpha}_2(i) & \dots & \boldsymbol{\alpha}_K(i) \end{bmatrix}. \quad (2.116)$$

Concatenando os vetores $\boldsymbol{\alpha}(i)$ para todos os N instantes de tempo, definimos a matriz $\boldsymbol{\alpha}_N$ de dimensão $NKL \times NKL$ que contém todas as amplitudes de desvanecimento e é dada por:

$$\boldsymbol{\alpha}_N = \text{diag} \left\{ \boldsymbol{\alpha} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \boldsymbol{\alpha}(i-1) \quad \boldsymbol{\alpha}(i) \quad \boldsymbol{\alpha}(i+1) \dots \boldsymbol{\alpha} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right\}. \quad (2.117)$$

Para um usuário k , as fases do canal em cada percurso, no instante i , são apresentadas pelo vetor $\Phi_k(i)$ de ordem $1 \times L$, definido como:

$$\Phi_k(i) = \begin{bmatrix} e^{j\phi_{k1}}(i) & e^{j\phi_{k2}}(i) & \dots & e^{j\phi_{kL}}(i) \end{bmatrix}. \quad (2.118)$$

Todas as fases do canal dos K usuários no instante i são representadas pelo vetor $\Phi(i)$ de ordem $1 \times KL$, dado por:

$$\Phi(i) = \begin{bmatrix} \Phi_1(i) & \Phi_2(i) & \dots & \Phi_K(i) \end{bmatrix}. \quad (2.119)$$

Concatenando os vetores $\Phi(i)$ para os N instantes de tempo, definimos a matriz de dimensão $NKL \times NKL$, que contém todas as fases do canal, como:

$$\Phi_N = \text{diag} \left\{ \Phi \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \Phi(i-1) \quad \Phi(i) \quad \Phi(i+1) \dots \Phi \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right\}. \quad (2.120)$$

Matriz de correlação cruzada

Diferente da matriz dada em (2.104), definimos aquí uma matriz geral de dimensão $NKL \times NKL$ que contém todos os elementos de correlação cruzada, incluindo os que foram produzidos pela interferência entre os diferentes percursos de todos os usuários, como:

$$\mathbf{R}_{NL} = \begin{pmatrix} \mathbf{R}_L(0) & \mathbf{R}_L^T(1) & \mathbf{0}_{KL \times KL} & \dots & \dots & \mathbf{0}_{KL \times KL} \\ \mathbf{R}_L(1) & \mathbf{R}_L(0) & \mathbf{R}_L^T(1) & \mathbf{0}_{KL \times KL} & \dots & \mathbf{0}_{KL \times KL} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \mathbf{0}_{KL \times KL} & \mathbf{0}_{KL \times KL} & \dots & \mathbf{R}_L(1) & \mathbf{R}_L(0) & \mathbf{R}_L^T(1) \\ \mathbf{0}_{KL \times KL} & \mathbf{0}_{KL \times KL} & \mathbf{0}_{KL \times KL} & \dots & \mathbf{R}_L(1) & \mathbf{R}_L(0) \end{pmatrix}, \quad (2.121)$$

onde $\mathbf{0}_{KL \times KL}$ representa uma matriz nula de ordem $KL \times KL$, $\mathbf{R}_L(0)$ é uma matriz de dimensão $KL \times KL$ que contém os elementos de correlação no mesmo intervalo de tempo i e $\mathbf{R}_L(1)$ é também uma matriz de dimensão $KL \times KL$ que contém os elementos de correlação nos intervalos consecutivos de tempo, i e $i+1$ [11]. As matrizes $\mathbf{R}_L(0)$ e $\mathbf{R}_L(1)$ são definidas da seguinte maneira:

$$\mathbf{R}_L(j) = \begin{pmatrix} \mathbf{R}_{11}(j) & \mathbf{R}_{12}(j) & \dots & \mathbf{R}_{1K}(j) \\ \mathbf{R}_{21}(j) & \mathbf{R}_{22}(j) & \dots & \mathbf{R}_{2K}(j) \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ \mathbf{R}_{K1}(j) & \mathbf{R}_{K2}(j) & \dots & \mathbf{R}_{KK}(j) \end{pmatrix}, \quad (2.122)$$

onde $j \in \{0, 1\}$. As sub-matrizes $\mathbf{R}_{uk}(j)$ são de ordem $L \times L$ e contém os elementos de correlação entre o usuário k e o usuário alvo u para todos os L percursos. A matriz $\mathbf{R}_{uk}(j)$ é expressa como:

$$\mathbf{R}_{uk}(j) = \begin{pmatrix} R_{u1,k1}(j) & R_{u1,k2}(j) & \dots & R_{u1,kL}(j) \\ R_{u2,k1}(j) & R_{u2,k2}(j) & \dots & R_{u2,kL}(j) \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ R_{uL,k1}(j) & R_{uL,k2}(j) & \dots & R_{uL,kL}(j) \end{pmatrix}, \quad (2.123)$$

onde

$$R_{un,kl}(0) = \begin{cases} 1, & \tau_u + nT_c = \tau_k + lT_c \\ \rho_{un,kl}, & \tau_u + nT_c < \tau_k + lT_c \\ \rho_{kl,un}, & \tau_u + nT_c > \tau_k + lT_c \end{cases} \quad (2.124)$$

e

$$R_{un,kl}(1) = \begin{cases} 0, & \tau_u + nT_c \geq \tau_k + lT_c \\ \rho_{kl,un}, & \tau_u + nT_c < \tau_k + lT_c \end{cases} \quad (2.125)$$

onde

$$\rho_{un,kl} = \int_{\tau_k + lT_c}^{\tau_u + nT_c + T_b} c_u(t - nT_c - \tau_u) c_k(t - lT_c - \tau_k) dt, \quad (2.126)$$

e

$$\rho_{kl,un} = \int_{\tau_u + nT_c}^{\tau_k + lT_c} c_u(t - nT_c - \tau_u) c_k(t + T_b - lT_c - \tau_k) dt. \quad (2.127)$$

onde os subíndices n e l incluem os atrasos de recepção dos percursos, múltiplos inteiros do intervalo de um *chip* T_c .

Matriz de combinação

Com o objetivo de realizar a combinação dos múltiplos percursos, definimos a matriz de combinação de dimensão $NK \times NK$, dada por:

$$\mathbf{V} = \begin{pmatrix} \mathbf{1}_{1 \times L} & \mathbf{0}_{1 \times L} & \mathbf{0}_{1 \times L} & \cdots & \mathbf{0}_{1 \times L} \\ \mathbf{0}_{1 \times L} & \mathbf{1}_{1 \times L} & \mathbf{0}_{1 \times L} & \cdots & \mathbf{0}_{1 \times L} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{0}_{1 \times L} & \mathbf{0}_{1 \times L} & \mathbf{0}_{1 \times L} & \cdots & \mathbf{1}_{1 \times L} \end{pmatrix}, \quad (2.128)$$

onde $\mathbf{1}_{1 \times L}$ e $\mathbf{0}_{1 \times L}$ são vetores de ordem $1 \times L$ de uns e zeros, respectivamente.

Nos Capítulos 3 e 4 serão usados os vetores e matrizes definidos nesta seção para modelar o processo de detecção descorrelacionada dos receptores MUD-D para canais

seletivos em frequência que serão analisados neste trabalho.

2.11 Códigos Corretores de Erros

A inserção de um código corretor de erro em um sistema de comunicação produz uma melhoria na relação sinal-ruído, às custas de um aumento na banda do sinal transmitido. Isto é conseguido pela substituição da seqüência de bits de informação original por uma outra relacionada a esta e que possua características específicas. Os códigos corretores recomendados para os sistemas de comunicações sem fio de terceira geração são os códigos convolucionais e os códigos turbo, devido ao bom desempenho que eles apresentam [31], e pela relativa baixa complexidade de decodificação.

2.12 Códigos Convolucionais

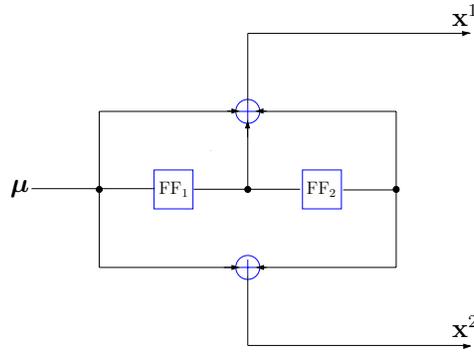
Os códigos convolucionais foram introduzidos inicialmente em 1955 por Elias, como uma alternativa aos códigos de bloco [32]. Os códigos convolucionais são designados pela tripla (n, k, M) , onde n representa o número de saídas do codificador, k o número de entradas, e M representa o número máximo de unidades de memória (*Flip-Flop* FF) para uma dada entrada. A relação entre o número de bits de informação pelo número de bits codificados, $r_c = \frac{k}{n}$, é definida como taxa de codificação. Em um codificador convolucional os bits de saída do codificador não dependem apenas das entradas atuais, mas também das entradas passadas.

De modo geral, k e n são números inteiros pequenos, onde $k < n$. Grandes valores de M possibilitam a construção de códigos mais complexos e que atingem menores probabilidades de erro.

Um codificador com M unidades de memória possui kn seqüências discretas de resposta ao impulso com comprimento igual a $\kappa = M + 1$ unidades de tempo.

A Fig. 2.11 ilustra um codificador convolucional $(2, 1, 2)$. Suponha que uma seqüência formada pelos bits de informação $\boldsymbol{\mu} = \{\mu_0, \mu_1, \mu_2, \dots\}$ é usada na entrada do codificador da Fig. 2.11. Esta seqüência irá gerar duas seqüências na saída do codificador convolucional: $\mathbf{x}^1 = \{x_0^1, x_1^1, x_2^1, \dots\}$ e $\mathbf{x}^2 = \{x_0^2, x_1^2, x_2^2, \dots\}$.

Para se obter a resposta ao impulso de um codificador convolucional deve-se inse-

Figura 2.11: Codificador Convolucional, $\kappa = 3$

rir na entrada do codificador um impulso discreto $\boldsymbol{\mu} = \{1, 0, 0, 0, \dots\}$ e observar assim as seqüências de saída. Para o caso de um codificador com $k = 1$ e $n = 2$, temos que as seqüências da resposta ao impulso discreto podem ser escritas como: $\mathbf{g}^{(1)} = \{g_0^{(1)}, g_1^{(1)}, g_2^{(1)}, \dots, g_K^{(1)}\}$ e $\mathbf{g}^{(2)} = \{g_0^{(2)}, g_1^{(2)}, g_2^{(2)}, \dots, g_K^{(2)}\}$. As kn seqüências de resposta ao impulso discreto do codificador convolucional são chamadas de seqüências geradoras.

O codificador convolucional da Fig. 2.11 possui as seguintes seqüências geradoras $\mathbf{g}^{(1)} = \{1, 1, 1\}$ e $\mathbf{g}^{(2)} = \{1, 0, 1\}$. As seqüências de saída \mathbf{x}^1 e \mathbf{x}^2 podem ser obtidas através da convolução da seqüência de entrada \mathbf{u} com as seqüências geradoras. Estas seqüências geradoras também podem ser definidas em forma de polinômios como: $\mathbf{g}^{(1)} = 1 + D + D^2$ e $\mathbf{g}^{(2)} = 1 + D^2$, respectivamente. As saídas \mathbf{x}^1 e \mathbf{x}^2 podem ser definidas por uma matriz baseada nos polinômios geradores, dada por: $G(D) = [1 + D + D^2, 1 + D^2]$ ou $G = [7, 5]$ em notação octal.

Após o processo de codificação as duas seqüências de saída são multiplexadas em uma única seqüência $\mathbf{x} = \{x_0^1, x_0^2, x_1^1, x_1^2, x_2^1, x_2^2, \dots\}$ chamada seqüência codificada.

O desempenho dos códigos convolucionais depende das propriedades de distância entre as seqüências codificadas. A propriedade de distância mais importante entre as seqüências codificadas é conhecida como distância livre de Hamming “ d_{free} ”, e corresponde à menor distância de Hamming entre quaisquer duas seqüências codificadas. Quanto maior for a distância entre as seqüências geradas pelo codificador, menor será a probabilidade de erro, pois maior será o número de bits que poderão ser corrigidos pelo decodificador, melhorando o desempenho do sistema.

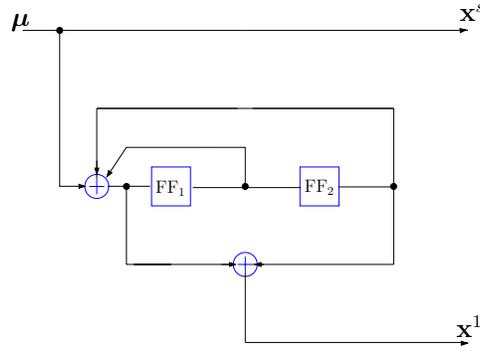
Os códigos convolucionais podem ser decodificados por diferentes métodos e diferentes algoritmos. Neste trabalho, vamos supor um processo de decodificação suave usando o algoritmo de máxima verossimilhança de Viterbi [7], que é o algoritmo que apresenta melhor desempenho.

2.13 Códigos Turbo

Em busca de um maior ganho de codificação, isto é, a diminuição de relação-sinal-ruído para uma determinada taxa de erro, códigos concatenados vêm sendo estudados desde 1966 [33]. Classicamente é feita uma concatenação em série de dois codificadores diferentes, um exterior e um outro interior. A decodificação também é feita em dois estágios, uma para o código exterior e outro para o código interior. Berrou, Glavieux e Thitimajshima propuseram em 1993 uma nova forma de concatenação de codificadores, cujo desempenho, em termo de taxa de erro de bits aproximou-se do limite de Shannon [8]. Essa nova classe de códigos recebeu o nome de códigos turbo. O codificador turbo proposto em [8] é constituído através da concatenação paralela de dois codificadores constituintes do tipo recursivos sistemáticos.

Estudos realizados na literatura [8] mostraram que os codificadores constituintes que proporcionam melhor desempenho são os codificadores convolucionais recursivos sistemáticos (CRS). Os códigos CRS são codificadores convolucionais realimentados, cuja entrada no registrador de deslocamento do codificador não só depende do bit de entrada, como também é função de entradas passadas. São sistemáticos porque o bit de entrada aparece diretamente na saída. Além disso, os códigos CRS apresentam distância livre maior ou igual que os não-realimentados.

Existem dois tipos básicos de códigos turbo CRS: convolucionais concatenados em paralelo (CCP) e convolucionais concatenados em série (CCS). Neste trabalho, apenas os códigos CCP serão empregados. Os processos de codificação e decodificação para os CCP são introduzidos nesta seção.

Figura 2.12: Codificador CRS, $\kappa = 3$.

2.13.1 Codificador CRS

Um codificador CRS pode ser obtido a partir de um codificador convolucional não sistemático (CNS) pelo uso de uma transformação linear. Se consideramos a matriz geradora de um codificador CNS com uma entrada e duas saídas dada por:

$$G'(D) = [\mathbf{g}^{(r)}, \mathbf{g}^{(f)}]. \quad (2.129)$$

Dividindo-se a primeira linha por $\mathbf{g}^{(r)}$ temos a matriz geradora, $G(D)$, para o CRS:

$$G(D) = \left[1, \frac{\mathbf{g}^{(f)}}{\mathbf{g}^{(r)}} \right]. \quad (2.130)$$

Para um codificador CRS geral com n saídas de paridade e uma entrada, (2.130) define-se como:

$$G(D) = \left[1, \frac{\mathbf{g}^{(f_1)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \frac{\mathbf{g}^{(f_2)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \frac{\mathbf{g}^{(f_3)}}{\mathbf{g}^{(r)}}, \dots, \frac{\mathbf{g}^{(f_n)}}{\mathbf{g}^{(r)}} \right]. \quad (2.131)$$

Uma explicação detalhada é mostrada com base no codificador CNS da Fig. 2.11. O codificador CRS obtido a partir do codificador CNS é mostrado na Fig. 2.12. Conforme (2.131), a matriz geradora para o codificador CRS do exemplo é: $G(D) = \left[1, \frac{1+D^2}{1+D+D^2} \right]$, ou $G = [1, 5/7]$ em notação octal. As Fig. 2.13 e Fig. 2.14 mostram as treliças para os codificadores CNS e CRS dos exemplos anteriores. Nestas figuras, usando linhas tracejadas são representadas as transições feitas quando o bit de entrada $\mu_k = 1$, e com linhas

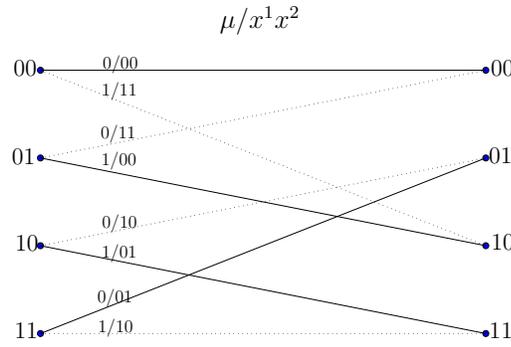


Figura 2.13: Treliça do Codificador CNS, $\kappa = 3$.

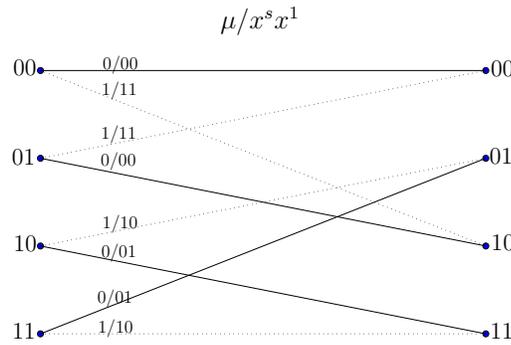


Figura 2.14: Treliça do Codificador CRS, $\kappa = 3$.

contínuas as transições quando $\mu_k = 0$. Pode-se observar que ambos os códigos CNS e CRS possuem treliças com distâncias equivalentes.

2.13.2 Codificador Turbo CCP

O codificador turbo CCP codifica os dados usando vários codificadores de forma simultânea, aumentando a capacidade de detecção e correção de erros no receptor de maneira decisiva. A configuração geral de um codificador CCP de taxa $1/(q + 1)$ é mostrado na Fig. 2.15. O codificador CCP usa q codificadores CRS idênticos concatenados em paralelo com entrelaçadores antes de cada codificador. A seqüência de dados de entrada μ é dividida em blocos de bits de iguais aos usados pelo entrelaçador, e cada bloco é codificado de maneira independente. O entrelaçador para o primeiro codificador \prod_1 é omitido, pois o mesmo irá operar com a seqüência original dos bits da entrada, enquanto que os demais codificadores operam com os bits permutados pelos entrelaçadores correspondentes, obtendo-se assim as seqüências de paridade $\mathbf{x}^1, \mathbf{x}^2, \dots, \mathbf{x}^q$. Os bits de informação μ são

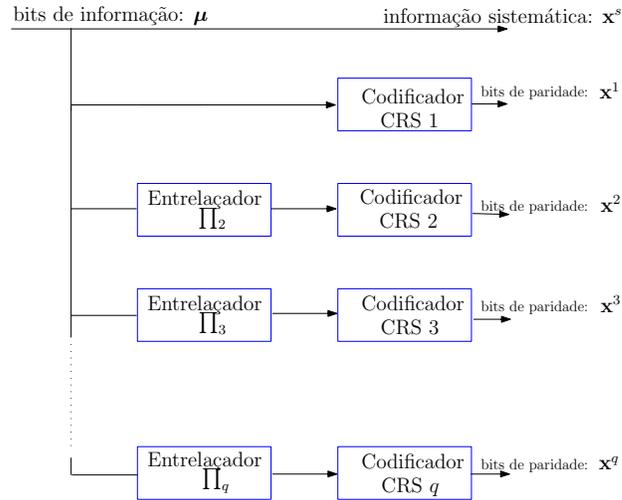
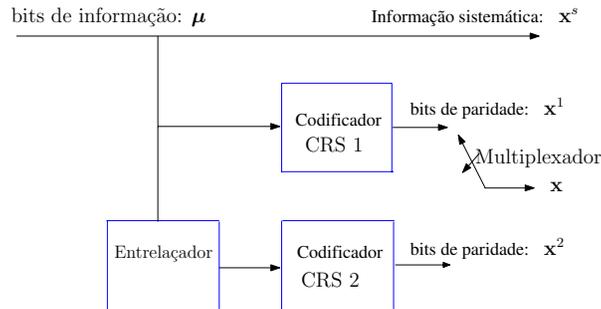


Figura 2.15: Codificador Turbo CCP.

Figura 2.16: Codificador Turbo CCP com $q = 2$.

também transmitidos pelo canal como informação sistemática, \mathbf{x}^s . A Fig. 2.16 mostra a configuração do codificador CCP para $q = 2$, a mesma que é apresentada como modelo geral por muitos autores, e é adotada em diversas aplicações.

2.13.3 Entrelaçador

De forma geral, a operação de entrelaçamento pode ser definida pelo mapeamento $j \rightarrow \Pi(j)$, ou seja o bit j da seqüência de entrada é permutado pelo bit $\Pi(j)$ da seqüência de saída

- **Exemplo 2.13.1 (Entrelaçador Π^{16})** Considere o entrelaçador do tipo pseudo-

aleatório de comprimento 16, definido em [34], ou seja:

$$\prod^{16} = \{15, 10, 1, 12, 2, 0, 13, 9, 5, 3, 8, 11, 7, 4, 14, 6\}.$$

Dada uma seqüência de entrada μ , a permutação produz uma nova seqüência μ' , onde $\mu'_0 = \mu_{15}$, $\mu'_1 = \mu_{10}$, e assim por diante. Se a seqüência de entrada fosse:

$$\mu = \{1, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0\},$$

A saída do entrelaçador de acordo a permutação \prod^{16} seria:

$$\mu' = \{0, 1, 0, 1, 0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 0\}.$$

Para os códigos turbo, a escolha do tipo de entrelaçador é muito importante, e estudos realizados na literatura mostraram que os entrelaçadores do tipo pseudo-aleatório são ótimos [35].

2.13.4 Puncionamento

O objetivo do puncionamento é o de variar a taxa do código CCP, pelo puncionamento, ou multiplexação dos seus bits de paridade.

Devido ao entrelaçador e ao puncionamento, a tarefa de encontrar a distância livre para se poder analisar o desempenho de códigos turbo é um trabalho árduo. Benedetto [36] define um *entrelaçador uniforme*, com o qual se obtém uma análise estatística muito boa das possíveis permutações do entrelaçador, e em [35] a *distância livre efetiva* para o codificador CPP é definida, parâmetro este que é utilizado na busca de codificadores constituintes CRS ótimos [37]. Uma análise detalhada das estratégias de puncionamento pela eliminação dos bits de paridade é apresentada por Rowith [38].

2.13.5 Bits de zeramento

Como consequência da realimentação do codificador CRS, uma seqüência de bits não necessariamente nula é requerida para fazer o codificador CRS retornar ao estado zero,

como pode se observar na treliça da Fig. 2.14. Assim, existem algumas seqüências de entrada de peso de Hamming finito, que produzem uma seqüência de saída de peso infinito. Por esta razão, o primeiro codificador CRS do codificador CCP é forçado a voltar ao estado zero, com o objetivo de se ter seqüências codificadas com peso de Hamming finito.

Considerando o uso dos bits de zeramento no codificador CRS, é definida a distância livre efetiva $d_{free,eff}$ como o peso mínimo das seqüências geradas. A maximização desta distância é a base para a busca de codificadores CRS eficientes dentro de um grupo de codificadores de mesma taxa [37].

2.14 Princípios de Decodificação Turbo

Nesta seção faremos inicialmente uma introdução à teoria de detecção e ao princípio da decodificação iterativa.

2.14.1 Introdução à Teoria de Detecção

O teorema de Bayes para teste de hipóteses é derivado da relação entre a probabilidade condicional e a probabilidade conjunta dos eventos A e B da seguinte maneira:

$$P(A|B)P(B) = P(B|A)P(A) = P(A, B). \quad (2.132)$$

Se o evento A representa o sinal transmitido, a *probabilidade a posteriori* (PAP) pode ser escrita como:

$$P(A|B) = \frac{P(B|A)P(A)}{P(B)}, \quad (2.133)$$

onde $P(A)$ é a probabilidade a priori do evento A . O teorema de Bayes aplicado para um canal corrompido por ruído aditivo gaussiano branco (AWGN) pode ser escrito como:

$$P(\mu = i|y) = \frac{P(y|\mu = i)P(\mu = i)}{P(y)}, i = 1 \dots M, \quad (2.134)$$

onde a PAP é apresentada em função da variável aleatória de recepção $y = \mu + n$, que representa o sinal recebido como a soma do sinal transmitido u e o ruído aditivo n . Além disso, $\mu = i$ representa o i -ésimo valor de um conjunto de M símbolos que podem ser transmitidos. A PDF da variável μ será representada por $p(\mu)$, e o valor da probabilidade

de $\mu = i$ por $P(\mu = i)$. A PDF do sinal recebido condicionado ao sinal transmitido $\mu = i$ é $p(y|\mu = i)$.

A função densidade de probabilidade do sinal recebido y pode ser obtida a partir da PDF conjunta:

$$p(y) = \sum_{i=1}^M p(y|\mu = i)P(\mu = i). \quad (2.135)$$

Considera-se a transmissão de um símbolo binário, que assume os valores lógicos 1 e 0, representados eletricamente por +1 e -1 volts, respectivamente. A Fig. 2.17 apresenta as funções densidade de probabilidade $p(y|\mu = +1)$ e $p(y|\mu = -1)$ da variável aleatória y condicionada aos sinais transmitidos $\mu = +1$ e $\mu = -1$, respectivamente. Considerando o ruído como possuindo PDF gaussiana, estas funções são conhecidas como *funções de verossimilhança*.

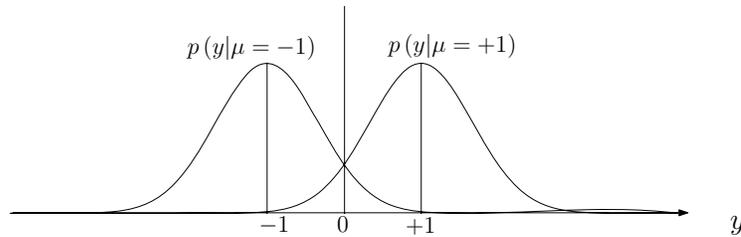


Figura 2.17: Funções de Verossimilhança

Uma das regras de decisão abrupta conhecida como regra de *máxima verossimilhança* (MV), é aquela que escolhe o símbolo $\mu = +1$ ou $\mu = -1$, associados com o maior valor das funções de máxima verossimilhança.

A Fig. 2.17 apresenta adicionalmente um exemplo da decisão utilizando a regra de MV para o sinal recebido y . Considerando as probabilidades a priori para ambos os símbolos $\mu = +1$ e $\mu = -1$ iguais a $\frac{1}{2}$, a variável de decisão utiliza como limiar ótimo o ponto $y = 0$ e fornece a seguinte decisão:

$$\hat{\mu} = \begin{cases} -1 & y \leq 0, \\ +1 & y > 0. \end{cases} \quad (2.136)$$

A regra de decisão *máximo a posteriori* (MAP) é expressa em termos das PAP da

seguinte maneira:

$$\begin{aligned} \hat{\mu} &= +1 \\ P(\mu = +1|y) &\geq P(\mu = -1|y). \\ \hat{\mu} &= -1 \end{aligned} \tag{2.137}$$

Aplicando o teorema de Bayes para o canal AWGN mostrado em (2.134), tem-se que:

$$p(y|\mu = +1)P(\mu = +1) \geq p(y|\mu = -1)P(\mu = -1). \tag{2.138}$$

Finalmente, pode-se expressar (2.138) em termos da razão entre as densidades de probabilidade condicionais $p(y|\mu = i)$:

$$\frac{p(y|\mu = +1)P(\mu = +1)}{p(y|\mu = -1)P(\mu = -1)} \geq 1, \tag{2.139}$$

onde as hipóteses $\hat{\mu} = +1$ e $\hat{\mu} = -1$ são obtidas a partir de um teste com a unidade.

2.14.2 Logaritmo da razão de verossimilhança a-posteriori

O logaritmo da razão de verossimilhança (LRV) a-posteriori, como seu nome indica, testa as hipóteses com base no logaritmo da razão de verossimilhança a-posteriori, dada em (2.139):

$$L(\mu|y) = \log \frac{p(y|\mu = +1)}{p(y|\mu = -1)} + \log \frac{P(\mu = +1)}{P(\mu = -1)}, \tag{2.140}$$

onde a base do logaritmo pode ser qualquer.

De (2.140) obtém-se como resposta um número real $L(\mu|y)$ que representa a decisão suave do decodificador que deve ser comparada ao zero. Pode-se expressar (2.140) da seguinte maneira:

$$L(\mu|y) = L(y|\mu) + L(\mu), \tag{2.141}$$

onde $L(y|\mu)$ é o LRV de y dado que μ foi transmitido, e $L(\mu)$ é o LRV a priori correspon-

dente ao bit μ . Para uma decisão MAP deve-se escolher $\hat{\mu} = +1$, se $L(\mu|y) > 0$ e $\hat{\mu} = -1$ se $L(\mu|y) < 0$. Pode-se expressar (2.141) usando a seguinte notação:

$$L'(\hat{\mu}) = L_c(y) + L(\mu), \quad (2.142)$$

onde $L'(\hat{\mu}) = L(\mu|y)$, e $L_c(y) = L(y|\mu)$. O termo $L_c(y)$ representa o LRV de y medido no receptor. Se as probabilidades a priori são iguais, então $L(\mu) = 0$, e o LRV a-posteriori para a detecção do bit é simplesmente dado pela medição de $L_c(y)$ no receptor.

Tem-se discutido aqui a operação do detector sem se considerar os bits de redundância, ou bits de paridade adicionados pelo codificador no controle dos erros de informação. O LRV na saída do decodificador incluindo os bits de paridade é:

$$L(\hat{\mu}) = L'(\hat{\mu}) + L^e(\hat{\mu}), \quad (2.143)$$

onde o último LRV representa a *informação extrínseca*, ou seja a seqüência de paridade que chega ao decodificador. A equação geral do LRV considerando a informação extrínseca é obtida incluindo (2.142) em (2.143):

$$L(\hat{\mu}) = L_c(y) + L(\mu) + L^e(\hat{\mu}). \quad (2.144)$$

O LRV é um valor real que provê informação para uma decisão abrupta, onde a magnitude representa o sinal do bit e a amplitude resulta no logaritmo da probabilidade de uma decisão correta.

2.15 Decodificação Iterativa

A decodificação dos códigos CCP utiliza um processo iterativo, onde o valor inicial para $L(\mu)$ é igual a zero, pois assume-se que as probabilidades a priori sejam iguais. A informação extrínseca é realimentada e é utilizada no cálculo do LRV a priori $L(\mu)$ da iteração seguinte, melhorando a estimativa do valor de μ a cada iteração.

Na Fig. 2.18 é apresentada a estrutura geral do decodificador turbo iterativo para o codificador CCP da Fig. 2.16. Os dois decodificadores componentes são ligados por

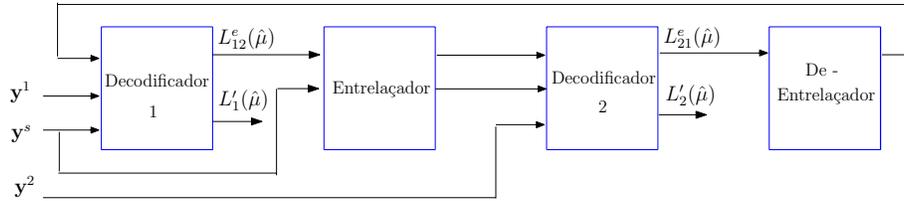


Figura 2.18: Decodificador Iterativo.

entrelaçadores em uma estrutura similar à dos codificadores. Cada decodificador possui três tipos de entradas:

- Os bits sistemáticos \mathbf{y}^s do primeiro codificador devem ser entrelaçados para o segundo decodificador;
- Os bits de paridade \mathbf{y}^1 do primeiro decodificador, e \mathbf{y}^2 do segundo decodificador;
- A informação extrínseca estimada pelo decodificador componente anterior sobre o valor provável dos bits transmitidos, denominada informação a priori.

Na primeira iteração, o primeiro decodificador constituinte toma os bits recebidos do canal (y^s, y^1) , e produz uma seqüência com amplitude contínua como estimativa dos bits de informação enviados $L_1(\hat{\mu}) = L_1'(\hat{\mu}) + L_{12}^e(\hat{\mu})$. A estimativa do valor extrínseco (bits de paridade) do primeiro decodificador $L_{12}^e(\hat{\mu})$ é então usada como informação a priori do segundo decodificador, que junto com a seqüência recebida do canal entrelaçada (y_{entr}^s, y^2) permite fazer nova estimativa dos bits de informação enviados $L_2(\hat{\mu}) = L_2'(\hat{\mu}) + L_{21}^e(\hat{\mu})$.

Na segunda iteração, o primeiro decodificador componente obtém uma nova estimativa dos bits enviados pelo canal, mas agora com ajuda da informação extrínseca fornecida pela saída do segundo decodificador $L_{21}^e(\hat{\mu})$ da primeira iteração. A informação adicional a priori permite a cada decodificador fazer uma estimativa dos bits de informação sendo que a cada iteração a probabilidade de erro dos bits de informação tende a cair. A resposta final pode ser obtida pela passagem de qualquer um dos dois sinais provenientes dos decodificadores, $L_1(\hat{\mu})$ ou $L_2(\hat{\mu})$ por um quantizador abrupto.

2.16 Algoritmo BCJR

O algoritmo BCJR é um algoritmo ótimo que produz uma seqüência a posteriori baseado no algoritmo MAP [39]. Seu nome é dado em honra a seus autores L. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek e J. Raviv.

Para a explicação detalhada do algoritmo é necessário fazer primeiramente as seguintes definições para um codificador de taxa 1/2:

- Seqüência sistemática, ou seqüência de informação, é a seqüência de entrada do codificador: $\mathbf{x}^s = (x_1^s, x_2^s, x_3^s, \dots, x_N^s) = (\mu_1, \mu_2, \mu_3, \dots, \mu_N)$, onde N representa o tamanho da seqüência.
- Seqüência de paridade transmitida: $\mathbf{x}^1 = (x_1^1, x_2^1, x_3^1, \dots, x_N^1)$.
- Seqüência-código recebida na presença de ruído: $\mathbf{y} = (\mathbf{y}^s, \mathbf{y}^1)$, onde $\mathbf{y}^s = (y_1^s, y_2^s, \dots)$, e $\mathbf{y}^1 = (y_1^1, y_2^1, \dots)$.

O algoritmo calcula para cada bit a ser decodificado μ_k , a probabilidade deste ser (+1) ou (-1), dado que a seqüência recebida é \mathbf{y} . Isto é equivalente a achar o LRV a posteriori $L(\mu_k|\mathbf{y})$, onde:

$$L(\mu_k|\mathbf{y}) \triangleq \ln \left(\frac{P(\mu_k = +1|\mathbf{y})}{P(\mu_k = -1|\mathbf{y})} \right). \quad (2.145)$$

Se o estado anterior $s_{k-1} = s'$ e o estado atual $s_k = s$ são conhecidos na treliça, então o bit de entrada μ_k que causou a transição entre estes estados será conhecido. Assim, podemos escrever (2.145) como:

$$L(\mu_k|\mathbf{y}) = \ln \left(\frac{\frac{\sum_{S+} p(s_{k-1}=s', s_k=s, \mathbf{y})}{p(\mathbf{y})}}{\frac{\sum_{S-} p(s_{k-1}=s', s_k=s, \mathbf{y})}{p(\mathbf{y})}} \right), \quad (2.146)$$

onde $S+$ e $S-$ são os conjuntos de transições do estado anterior $s_{k-1} = s'$ para o estado atual $s_k = s$, que podem ocorrer para o bit de informação $\mu_k = +1$, e $\mu_k = -1$, respectivamente. Para abreviar, vamos escrever $p(s_{k-1} = s', s_k = s, \mathbf{y})$ como $p(s', s, \mathbf{y})$.

A seqüência recebida \mathbf{y} pode ter tamanho de 1 até N e será representada como \mathbf{y}_1^N . Ela pode ser dividida em três seções: a seqüência código recebida associada com a transição atual y_k , a seqüência recebida anterior à transição atual \mathbf{y}_1^{k-1} e a seqüência recebida depois da transição atual \mathbf{y}_k^N , como se mostra na Fig. 2.19. Incluindo a segmentação de $\mathbf{y} = \mathbf{y}_1^N$ na probabilidade $p(s', s, \mathbf{y})$ tem-se que:

$$p(s', s, \mathbf{y}_1^N) = p(s', s, \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k, \mathbf{y}_k^N). \quad (2.147)$$

Usando a regra de Bayes e o fato de que o canal é sem memória, então a seqüência futura recebida \mathbf{y}_k^N dependerá apenas do estado atual s , assim como o símbolo e o estado atual dependem apenas do estado anterior. Assim, pode-se escrever (2.147) como:

$$\begin{aligned} p(s', s, \mathbf{y}_1^N) &= p(s', s, \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k, \mathbf{y}_k^N) \\ &= p(\mathbf{y}_k^N | s) p(y_k, s | s') p(s', \mathbf{y}_1^{k-1}) \\ &= \beta_k(s) \gamma_k(s', s) \alpha_{k-1}(s'). \end{aligned} \quad (2.148)$$

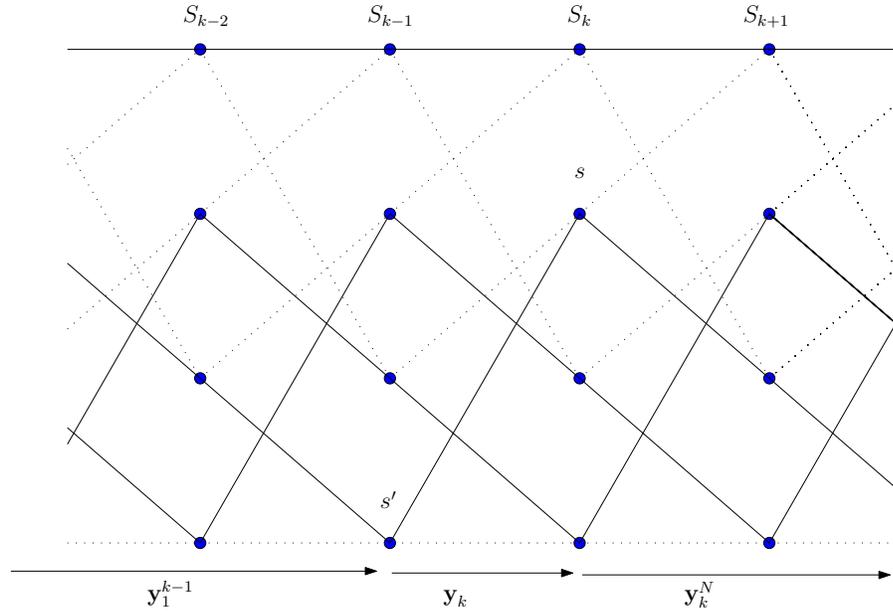
O primeiro termo $\beta_k(s) = p(\mathbf{y}_k^N | s)$ é probabilidade da seqüência analisada passar pelo estado s no instante de tempo k e que a seqüência futura a ser recebida seja \mathbf{y}_k^N . O parâmetro $\beta_k(s)$ é, por tanto, definido como:

$$\beta_k(s) \triangleq p(\mathbf{y}_k^N | s_k = s). \quad (2.149)$$

O segundo termos $\gamma_k(s', s) = p(y_k, s | s')$ é a probabilidade de que a seqüência a ser analisada passe pelo estado s' no instante $k - 1$, e pelo estado s no instante k , e que o símbolo recebido seja y_k . O parâmetro $\gamma_k(s', s)$ é, por tanto, definido como:

$$\gamma_k(s', s) \triangleq p(y_k, s_k = s | s_{k-1} = s'). \quad (2.150)$$

O terceiro termo $\alpha_{k-1}(s') = p(s', \mathbf{y}_1^{k-1})$ é a probabilidade da seqüência analisada passar pelo estado s' no instante de tempo $k - 1$, e que a seqüência anteriormente recebida seja


 Figura 2.19: Treliça para o Decodificador CRS, $\kappa = 3$.

\mathbf{y}_1^{k-1} . O parâmetro $\alpha_k(s)$ no instante atual é definido como:

$$\alpha_k(s) \triangleq p(s_k = s, \mathbf{y}_1^k). \quad (2.151)$$

Usando (2.148) em (2.146) pode-se escrever o LRV a-posteriori como:

$$L(u_k | \mathbf{y}) = \ln \left(\frac{\sum_{S^+} (\alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)) / p(\mathbf{y})}{\sum_{S^-} (\alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)) / p(\mathbf{y})} \right). \quad (2.152)$$

Da definição de $\alpha_k(s)$ em (2.151) pode-se escrever que:

$$\begin{aligned} \alpha_k(s) &= p(s, \mathbf{y}_1^k) \\ &= \sum_{s'} p(s, s', \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k). \end{aligned} \quad (2.153)$$

Usando a regra de Bayes e supondo que o canal é sem memória, o valor de α_k , pode

ser calculado de maneira recursiva [8] da seguinte maneira:

$$\begin{aligned}
\alpha_k(s) &= \sum_{s'} p(s, s', \mathbf{y}_1^{k-1}, y_k) \\
&= \sum_{s'} p(s', \mathbf{y}_1^{k-1}) p(s, y_k | s') \\
&= \sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s).
\end{aligned} \tag{2.154}$$

Considerando que a treliça possui estado inicial $s_0 = 0$, a condição inicial para esta recursão é:

$$\begin{aligned}
\alpha_0(0) &= 1 \\
\alpha_0(s \neq 0) &= 0.
\end{aligned} \tag{2.155}$$

O valor de $\beta_k(s)$ pode ser também calculado recursivamente [8]. Usando uma derivação similar à (2.154) pode se mostrar que:

$$\beta_{k-1}(s') = \sum_s \beta_k(s) \gamma_k(s', s). \tag{2.156}$$

A condição inicial para esta recursão é:

$$\begin{aligned}
\beta_N(0) &= 1 \\
\beta_N(s \neq 0) &= 0,
\end{aligned} \tag{2.157}$$

se a treliça termina no estado zero.

Da definição de $\mathbf{y} = \mathbf{y}_1^N$, pode-se mostrar que:

$$p(\mathbf{y}) = p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k). \tag{2.158}$$

Incluindo (2.158) em (2.152), tem-se que:

$$L(\mu_k | \mathbf{y}) = \ln \left(\frac{\sum_{S^+} \alpha_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \beta_k(s)}{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k)} \right). \tag{2.159}$$

Definindo:

$$\tilde{\alpha}_k(s) \triangleq \frac{\alpha_k(s)}{p(\mathbf{y}_1^k)}, \quad (2.160)$$

e

$$\tilde{\beta}_k(s) \triangleq \frac{\beta_k(s)}{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)}, \quad (2.161)$$

pode-se escrever (2.159) como:

$$L(\mu_k | \mathbf{y}) = \ln \left(\frac{\sum_{S^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{S^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)} \right), \quad (2.162)$$

onde também pode-se calcular $\tilde{\alpha}_k(s)$ recursivamente usando (2.153) e (2.154) em (2.160), da seguinte maneira:

$$\begin{aligned} \tilde{\alpha}_k(s) &= \frac{\alpha_k(s)}{p(\mathbf{y}_1^k)} \\ &= \frac{\sum_{s'} \alpha_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s p(\mathbf{y}_1^k, s)} \\ &= \frac{\sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}. \end{aligned} \quad (2.163)$$

Para o cálculo recursivo de $\tilde{\beta}_k(s)$, faz-se a seguinte consideração:

$$p(\mathbf{y}) = p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k) p(\mathbf{y}_1^k) = p(\mathbf{y}_{k-1}^N | \mathbf{y}_1^{k-1}) p(\mathbf{y}_1^{k-1}). \quad (2.164)$$

Assim:

$$\begin{aligned} p(\mathbf{y}_{k-1}^N | \mathbf{y}_1^{k-1}) &= p(\mathbf{y}_1^k) \frac{p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)}{p(\mathbf{y}_1^{k-1})} \\ &= \sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k). \end{aligned} \quad (2.165)$$

Usando (2.165) em (2.156) pode-se escrever o valor recursivo de $\tilde{\beta}_k(s)$ como:

$$\begin{aligned}\tilde{\beta}_{k-1}(s') &= \frac{\sum_s \beta_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s) p(\mathbf{y}_k^N | \mathbf{y}_1^k)} \\ &= \frac{\sum_s \tilde{\beta}_k(s) \gamma_k(s', s)}{\sum_s \sum_{s'} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \gamma_k(s', s)}.\end{aligned}\quad (2.166)$$

2.16.1 Informação Extrínseca

Mostra-se a seguir como é extraída a informação extrínseca pela decodificação iterativa. A transição do estado $s_k = s'$ para o estado $s_k = s$ depende do bit de entrada μ_k , assim como da probabilidade $P(s|s')$ que é igual à probabilidade $P(\mu_k)$. Da definição dada em (2.150), pode-se escrever $\gamma_k(s', s)$ como:

$$\begin{aligned}\gamma_k(s', s) &= p(y_k, s | s') \\ &= P(s | s') p(y_k | s, s') \\ &= P(\mu_k) p(y_k | x_k).\end{aligned}\quad (2.167)$$

Já foi dito anteriormente que a informação extrínseca do primeiro decodificador é passada como informação a priori do segundo decodificador. Assim, o LRV da informação extrínseca $L^e(\mu_k)$ para o evento da transição do estado s' para o estado s pode ser definido da seguinte maneira:

$$L^e(\mu_k) \triangleq \ln \left(\frac{P(\mu_k = +1)}{P(\mu_k = -1)} \right).\quad (2.168)$$

Para as análises a seguir a seguinte igualdade é definida:

$$P(\mu_k = i) = \frac{\sqrt{\frac{P(\mu_k = -1)}{P(\mu_k = +1)}}}{1 + \frac{P(\mu_k = -1)}{P(\mu_k = +1)}} \sqrt{\frac{P(\mu_k = +i)}{P(\mu_k = -i)}}; \quad i = \pm 1.\quad (2.169)$$

Usando (2.168) e (2.169) pode-se obter a probabilidade $P(\mu_k)$ baseada no valor de

$L^e(\mu_k)$ da seguinte maneira:

$$P(\mu_k) = U_k \exp \left[\frac{\mu_k L^e(\mu_k)}{2} \right], \quad (2.170)$$

onde $U_k = \frac{\exp\left[\frac{L^e(\mu_k)}{2}\right]}{1 + \exp[L^e(\mu_k)]}$ é função de $L^e(\mu_k)$, e independe do sinal μ_k .

Considerando um codificador constituinte CRS de taxa $r_{CRS} = 1/2$ e um canal AWGN, os bits recebidos pelo decodificador no instante k são $y_k = (y_k^s, y_k^1)$, enquanto que os transmitidos são $x_k = (x_k^s, x_k^1) = (\mu_k, x_k^1)$. A PDF $p(y_k|x_k)$ é obtida através da aproximação:

$$p(y_k|x_k) \cong V_k \exp \left[\frac{\mu_k y_k^s + x_k^1 y_k^1}{\sigma_n^2} \right], \quad (2.171)$$

onde $V_k = \exp \left[-\frac{(y_k^s)^2 + \mu_k^2 + (y_k^1)^2 + (x_k^1)^2}{2\sigma_n^2} \right]$ independe de μ_k ser $+1$ ou -1 .

Usando (2.171) e (2.170) em (2.167) temos:

$$\gamma_k(s', s) \cong U_k V_k \exp \left[\frac{\mu_k L^e(\mu_k)}{2} \right] \exp \left[\frac{\mu_k y_k^s + x_k^1 y_k^1}{\sigma_n^2} \right]. \quad (2.172)$$

Devido à independência de U_k e V_k de μ_k , pode-se aproximar (2.172) como:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[\frac{\mu_k (L^e(\mu_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.173)$$

onde

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left[\frac{1}{2} L_c y_k^1 x_k^1 \right] \quad (2.174)$$

é a informação extrínseca, e

$$\begin{aligned} L_c &\triangleq \frac{2}{\sigma_n^2} \\ &= 4 \frac{E_{bc}}{N_0} \\ &= 4\gamma_{bc} \end{aligned} \quad (2.175)$$

é definido como a *medida de confiabilidade do canal*, onde γ_{bc} é a relação-sinal-ruído por

bit codificado.

Generalizando o valor extrínseco obtido em (2.174) para um codificador genérico CRS de taxa $r_{CRS} = 1/(1+q)$, que corresponde a um codificador com uma entrada, uma saída sistemática, e q saídas de paridade, a probabilidade $p(y_k|x_k)$ pode ser obtida escrevendo a densidade de probabilidade conjunta em forma de produto, ou seja:

$$\begin{aligned} p(y_k|x_k) &= p(y_k^s, y_k^1, y_k^2, \dots, y_k^q | x_k^s, x_k^1, x_k^2, \dots, x_k^q) \\ &= p(y_k^s | \mu_k) \prod_{j=1}^q p(y_k^j | x_k^j) \end{aligned} \quad (2.176)$$

Do mesmo jeito que se fez para (2.171) e considerando um canal sem memória, pode-se aproximar (2.176) como:

$$p(y_k|x_k) \cong V_k \exp \left[\frac{\mu_k y_k^s}{\sigma_n^2} + \sum_{j=1}^q \frac{x_k^j y_k^j}{\sigma_n^2} \right], \quad (2.177)$$

onde $V_k = \exp \left[-\frac{(y_k^s)^2 + \mu_k^2}{2\sigma_n^2} - \sum_{j=1}^q \frac{(y_k^j)^2 + (x_k^j)^2}{2\sigma_n^2} \right]$.

Usando as respostas obtidas em (2.177) e (2.170) pode-se expressar (2.167) como:

$$\gamma_k(s', s) \cong U_k V_k \exp \left[\frac{\mu_k L^e(\mu_k)}{2} \right] \exp \left[\frac{\mu_k y_k^s}{\sigma_n^2} + \sum_{j=1}^q \frac{x_k^j y_k^j}{\sigma_n^2} \right]. \quad (2.178)$$

Devido à independência de U_k e V_k do valor μ_k , pode-se escrever que:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[\frac{u_k(L^e(\mu_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.179)$$

onde L_c é dada por (2.175), e o valor de transição para os bits de paridade ou extrínsecos é dado por:

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left[\sum_{j=1}^q \frac{L_c x_k^j y_k^j}{2} \right]. \quad (2.180)$$

Finalmente, incluindo (2.179) em (2.162), tem-se que:

$$\begin{aligned}
 L(\mu_k|\mathbf{y}) &= \ln \left(\frac{\sum_{S^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s) \exp \left[\frac{1}{2} \mu_k (L^e(\mu_k) + L_c y_k^s) \right]}{\sum_{S^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s) \exp \left[\frac{1}{2} \mu_k (L^e(\mu_k) + L_c y_k^s) \right]} \right) \\
 &= L_c y_k^s + L^e(\mu_k) + \ln \left(\frac{\sum_{S^+} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)}{\sum_{S^-} \tilde{\alpha}_{k-1}(s') \cdot \gamma_k^e(s', s) \cdot \tilde{\beta}_k(s)} \right),
 \end{aligned} \tag{2.181}$$

onde o primeiro termo de (2.181) é a *medida de confiabilidade do canal* vezes y_k^s , o segundo termo é a *informação a priori* de μ_k entregue pelo decodificador anterior, e o terceiro termo representa a *informação extrínseca* que será enviada ao decodificador seguinte. A saída total do primeiro decodificador $L_1(\hat{\mu}) = L(\mu_k|\mathbf{y})$ da Fig. 2.18, conforme (2.181), pode ser escrita como:

$$L_1(\hat{\mu}) = L_c y_k^s + L_{21}^e(\mu_k) + L_{12}^e(\mu_k), \tag{2.182}$$

onde $L_{12}^e(\mu_k)$ e $L_{21}^e(\mu_k)$ são as saídas extrínsecas do primeiro e do segundo decodificador, respectivamente. Desta forma pode ser estimado o bit μ_k no primeiro decodificador a partir de $L_1(\hat{\mu})$.

2.17 Algoritmo BCJR para Canais com Desvanecimento

2.17.1 Modelo de canal com desvanecimento

Para o estudo dos códigos turbo consideramos inicialmente um canal com desvanecimento plano, modulação BPSK e detecção coerente, o que implica que a fase será estimada no receptor. Para um canal com desvanecimento plano e lento, portanto sem interferência entre símbolos, o sinal recebido discreto proveniente da saída do filtro passa-baixas do receptor é:

$$y_k = \alpha e^{-j\phi} u_k + n_k, \tag{2.183}$$

onde $\alpha(t)$ representa o desvanecimento modelado por um processo estocástico do tipo Rayleigh, $\phi(t)$ representa a fase do canal modelada por uma variável aleatória uniformemente distribuída no intervalo $[0, 2\pi]$ e $n(t)$ é um ruído AWGN com média nula e variância $\sigma_n^2 = \frac{N_0}{2} [W/Hz]$.

2.17.2 Modificação do algoritmo BCJR

O algoritmo de decodificação iterativo deve ser modificado para incorporar o novo modelo de canal. Neste serão obtidas as métricas de transição $\gamma_k(s', s)$, $\gamma_k^e(s', s)$, e a nova medida de confiabilidade para este canal.

Em (2.183) pode-se observar que y_k depende de x_k , do ruído aditivo gaussiano branco AWGN n_k , e do desvanecimento α . Assim, a função densidade de probabilidade do sinal recebido após a compensação da fase do canal condicionado ao conhecimento do sinal transmitido e do desvanecimento é:

$$p(y_k|x_k, \alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp\left[-\frac{(y_k - \alpha x_k)^2}{2\sigma_n^2}\right]. \quad (2.184)$$

A função densidade de probabilidade $p(y_k|x_k)$ é obtida pelo descondicionamento de (2.184) pela função densidade de probabilidade da variável aleatória α , como é mostrado abaixo:

$$p(y_k|x_k) = \int_0^\infty p(\alpha)p(y_k|x_k, \alpha)d\alpha. \quad (2.185)$$

No apêndice A é apresentada a resolução da integral (2.185), onde é obtida a seguinte resposta:

$$p(y_k|x_k) = F(y_k) \left\{ 1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp\left[\frac{K_2^2}{4K_1}\right] \operatorname{erfc}\left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}}\right) \right\}, \quad (2.186)$$

onde

$$F(y_k) = \frac{1}{2K_1\sqrt{2\pi}\sigma_\alpha^2\sigma_n} \exp\left(-\frac{y_k^2}{2\sigma_n^2}\right), \quad (2.187)$$

e

$$K_1 = \frac{1}{2\sigma_\alpha^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2} \quad (2.188)$$

$$K_2 = \frac{u_k y_k}{\sigma_n^2}. \quad (2.189)$$

Na literatura, Wilson [40] apresenta uma aproximação para a resposta da integral (2.185), dada por:

$$p(y_k|x_k) \cong F(y_k)F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc}\mu_k y_k E(\alpha)], \quad (2.190)$$

onde $E(\alpha)$ é o valor médio do desvanecimento, $F_2(\gamma_{bc})$ é uma função heurística da relação sinal-ruído por bit codificado, $\gamma_{bc} = \gamma_b r_c$, obtida numericamente, e apresentada na Tab. A.1 no apêndice A.

Considerando o desenvolvimento feito em (2.176) para um codificador CRS com taxa $r_{CRS} = 1/(1+q)$, que corresponde a um codificador com uma entrada, uma saída sistemática, e q saídas de paridade, a densidade de probabilidade $p(y_k|x_k)$ pode ser escrita na forma de produto:

$$p(y_k|x_k) = p(y_k^s|\mu_k) \prod_{j=1}^q p(y_k^j|x_k^j). \quad (2.191)$$

Usando a função aproximada $p(y_k|x_k)$ de (2.190) em (2.191), tem-se que:

$$\begin{aligned} p(y_k|x_k) &= F(y_k^s)F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc}\mu_k y_k^s E(\alpha)] \prod_{j=1}^q \{F(y_k^j)F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc}x_k^j y_k^j E(\alpha)]\} \\ &= V_k \exp \left[2\gamma_{bc}\mu_k y_k^s E(\alpha) + \sum_{j=1}^q 2\gamma_{bc}x_k^j y_k^j E(\alpha) \right]. \end{aligned} \quad (2.192)$$

onde $V_k = F(y_k^s)F_2^{(1+q)}(\gamma_{bc}) \prod_{j=1}^q F(y_k^j)$. Usando as respostas obtidas em (2.192) e (2.170) pode-se expressar (2.167) como:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[\frac{\mu_k(L^e(\mu_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.193)$$

onde o valor de transição para os bits de paridade ou extrínsecos é:

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left[\sum_{j=1}^q \frac{L_c x_k^j y_k^j}{2} \right], \quad (2.194)$$

e a medida de confiabilidade do canal com desvanecimento é:

$$L_c = 4E(\alpha)\gamma_{bc}, \quad (2.195)$$

onde $E(\alpha) = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_\alpha$, e γ_{bc} é a relação-sinal-ruído do bit codificado.

Pode-se observar que a equação resultante (2.193) é idêntica àquela obtida para o canal AWGN (2.179), com exceção da medida de confiabilidade L_c .

2.18 Algoritmo BCJR usando Diversidade

Nesta seção obtemos as métricas de transição $\gamma_k(s', s)$, $\gamma_k^e(s', s)$, e a medida de confiabilidade para um canal modelado com L réplicas de desvanecimento a_l (para $l = 1, 2, \dots, L$), cujas distribuições de probabilidade são do tipo Rayleigh. O algoritmo de decodificação iterativo é modificado para incorporar um modelo de um canal seletivo. As considerações iniciais para a obtenção destas métricas são as mesmas que foram feitas anteriormente para um canal sem diversidade. Assim, a função densidade de probabilidade $p(y_k|x_k)$ é obtida em função das L réplicas pela resolução da seguinte expressão:

$$p(y_k|x_k) = \int_{a_L=0}^{\infty} \dots \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} p(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L) p(y_k|x_k, \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L) d\alpha_1 d\alpha_2 \dots d\alpha_L \quad (2.196)$$

Considerando as L variáveis aleatórias a_l ($l = 1, 2, \dots, L$) independentes e identicamente distribuídas, a probabilidade conjunta $p(y_k|u_k, \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L)$ pode ser escrita como:

$$\begin{aligned} p(y_k|x_k, \alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \dots, \alpha_L) &= \prod_{l=1}^L p(y_k|x_k, \alpha_l) \\ &= \prod_{l=1}^L \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_n}} \exp \left[-\frac{(y_k - \alpha_l x_k)^2}{2\sigma_n^2} \right], \end{aligned} \quad (2.197)$$

e $p(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L)$ como:

$$\begin{aligned} p(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L) &= \prod_{l=1}^L p(\alpha_l) \\ &= \prod_{l=1}^L \frac{\alpha_l}{\sigma_\alpha^2} \exp \left[-\frac{\alpha_l^2}{2\sigma_\alpha^2} \right]. \end{aligned} \quad (2.198)$$

No apêndice A é apresentada a resolução da integral (2.196), onde é obtida a seguinte resposta:

$$p(y_k|x_k) = F_3(y_k) \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \sqrt{\pi} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right]^L, \quad (2.199)$$

onde

$$F_3(y_k) = \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_\alpha^2\sigma_n}} \right)^L \exp \left[-\frac{y_k^2 L}{2\sigma_n^2} \right]. \quad (2.200)$$

A expressão (2.199) pode ser escrita como:

$$p(y_k|x_k) = F(y_k^s) F_2^L(\gamma_{bcr}) \exp [2L\gamma_{bcr}\mu_k y_k^s E[\alpha]], \quad (2.201)$$

onde

$$\gamma_{bcr} = \frac{\gamma_{bc}}{L} \quad (2.202)$$

é a relação sinal-ruído por bit codificado para cada réplica do sinal. Usando as considerações feitas em (2.191) e (2.192), a métrica $\gamma_k(s', s)$ é proporcional a:

$$\gamma_k(s', s) \propto \exp \left[\frac{\mu_k(L^e(\mu_k) + L_c y_k^s)}{2} \right] \gamma_k^e(s', s), \quad (2.203)$$

onde o valor de transição para os bits de paridade ou extrínsecos é:

$$\gamma_k^e(s', s) \triangleq \exp \left(\sum_{j=1}^q \frac{L_c x_k^{p_j} y_k^{p_j}}{2} \right), \quad (2.204)$$

e a medida de confiabilidade do canal modelado com L réplicas é dada por:

$$\begin{aligned} L_c &= 4LE(a)\gamma_{bc} \\ &= 4E(\alpha)\gamma_{bc}. \end{aligned} \quad (2.205)$$

2.19 Generalidades do Protocolo TCP

A pilha de protocolos da arquitetura TCP/IP (Protocolo de Controle de Transmissão / Protocolo da Internet) é apresentada na Fig. 2.20 e comparada com o modelo OSI (Open System interconnection). Contém dois protocolos na camada de transporte: UDP (*User Datagram Protocol*) e TCP (*Transmission Control Protocol*). A principal diferença entre os dois protocolos consiste em garantir ou não a confiabilidade no recebimento dos dados por parte do nó destino.

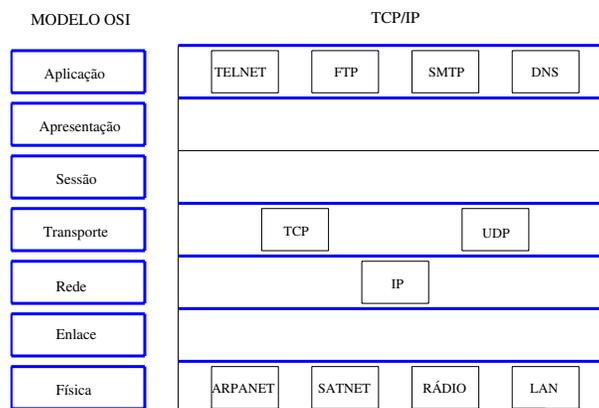


Figura 2.20: Relação do Modelo OSI com o modelo TCP/IP

O protocolo UDP segue o princípio do melhor esforço, onde os segmentos (segmentos UDP) somente serão descartados caso haja esgotamento de recursos. Em compensação, caso haja perda de informação não haverá retransmissão. Por outro lado, o protocolo TCP, através do esquema de confirmação positivo de recebimento ACK (*"acknowledgment"*) e retransmissão, garante que todos os segmentos (segmentos TCP) sejam entregues ao nó destino. A resposta ACK gera tráfego adicional na rede, diminuindo um pouco a taxa de transferência de dados em favor da confiabilidade.

O protocolo TCP para prover um serviço confiável executa as seguintes tarefas:

- Divide os segmentos de dados passados pela camada de aplicação em blocos de tamanho conveniente. Estes blocos são denominados segmentos.
- Ao negociar uma conexão determina-se o comprimento máximo dos segmentos TCP (*MSS-Maximum Segment Size*) que se enviarão, dependendo do tamanho mínimo dos datagramas de IP que existe entre o nó transmissor e o nó destino [41].
- Quando um segmento é enviado, um temporizador é disparado com um determinado valor para o tempo de vida deste segmento.
- Quando o protocolo TCP recebe dados do outro lado da conexão, ele envia um segmento de confirmação de recebimento (ACK). Na prática, segmentos de confirmação não são enviados imediatamente, mas sim após algum atraso devidamente escolhido. Este procedimento é conhecido como mecanismo de reconhecimento atrasado (*delayed acks*) e visa aumentar a eficiência da conexão utilizando apenas um segmento para reconhecer a necessidade de uma quantidade maior de dados.
- O protocolo TCP espera pelo segmento de confirmação de recebimento do nó destino. Caso o tempo se esgote sem que a confirmação de recebimento tenha chegado, um novo segmento é retransmitido.
- Verifica a consistência da paridade no cabeçalho "*checksum*" de forma a detectar qualquer alteração no conteúdo da informação transmitida. Caso haja algum erro, o segmento é descartado no destino e espera-se pela retransmissão.
- Por serem transmitidos através de datagramas IP [41], os segmentos podem chegar ao destino fora de ordem. O protocolo TCP deve efetuar então a reordenação dos dados, a fim de garantir a entrega destes em ordem para a camada de aplicação. Ainda pelo mesmo motivo acima, os segmentos podem ser duplicados, fazendo com que o protocolo TCP tenha que descartar dados duplicados.
- Realiza o controle da vazão de dados, fazendo com que o nó destino permita que o nó fonte envie no máximo a quantidade de bytes correspondente ao espaço livre no

buffer de recepção.

2.19.1 Janelas Deslizantes

No caso de se transmitir um segmento por vez e esperar o reconhecimento deste para a transmissão do próximo, desconsiderando retransmissões e tempos adicionais de processamento, obtém-se uma vazão máxima de:

$$\vartheta = \frac{8N_{TCP}}{T_{RTT}} \quad [\text{bits/s}], \quad (2.206)$$

onde T_{RTT} é o tempo médio de ida do segmento e de volta do seu respectivo reconhecimento (*RTT-Round Trip Time*), e N_{TCP} é o tamanho máximo do segmento, MSS , em bytes.

O caso de reconhecimento positivo simples desperdiça uma quantidade substancial de largura de banda da rede na medida em que atrasa o envio de um novo segmento até o recebimento do reconhecimento do segmento anterior. Para tornar o mecanismo mais eficiente, introduz-se um mecanismo de janelas deslizantes. A idéia consiste em permitir que o nó fonte transmita vários segmentos sem esperar por um reconhecimento. Para isso, o protocolo com janelas deslizantes utiliza uma janela com um determinado tamanho e transmite vários segmentos dentro desta janela sem esperar por reconhecimento algum. Sendo assim, o número de segmentos transmitidos mas cujo reconhecimento ainda não foi recebido fica limitado ao tamanho da janela. O desempenho de protocolos com janelas deslizantes depende do tamanho da janela e da velocidade com que a rede pode aceitar segmentos, sendo esta última determinada por taxa de transmissão, atraso de propagação, tempo gasto em filas e processamento.

Aumentando-se o tamanho da janela e supondo-se um T_{RTT} fixo, chega-se a uma situação onde a rede é usada 100% do tempo, o que acarreta um aumento na vazão. Conceitualmente, neste tipo de protocolo o nó fonte sabe quais segmentos foram reconhecidos dentro da janela e mantém um temporizador para cada segmento em separado, retransmitindo cada segmento, cujo temporizador se esgotar. Ao obter a confirmação de recebimento de um segmento inicial, o protocolo desloca a sua janela, incluindo novos segmentos a serem transmitidos. No nó destino, de forma análoga, uma janela de segmentos de reconhecimento é criada. Pode-se concluir então que o protocolo divide os segmentos

em três conjuntos distintos. Os segmentos que foram transmitidos, recebidos e confirmados com sucesso, os quais não pertencem mais à janela e situam-se temporalmente à esquerda desta; os segmentos que ainda não foram transmitidos e que situam-se temporalmente à direita da janela e, finalmente, os segmentos que pertencem à própria janela e estão sendo transmitidos ou já foram transmitidos sem que o nó fonte tenha recebido o pacote de reconhecimento.

No caso do protocolo TCP, este mecanismo opera em termos de bytes, e não em termos de segmentos ou segmentos. Para tal, todos os bytes em um feixe de dados são numerados seqüencialmente, e o nó fonte guarda ponteiros associados a cada conexão. O primeiro ponteiro define o início da janela, separando os bytes que foram transmitidos e reconhecidos dos bytes que podem ser transmitidos sem reconhecimento ou transmitidos e ainda não reconhecidos. O segundo ponteiro define o final da janela, separando os bytes que podem ser transmitidos sem reconhecimento dos bytes que ainda não podem ser transmitidos. O terceiro e último ponteiro separa dentro da janela os bytes que já foram transmitidos dos que ainda estão por ser transmitidos.

No protocolo TCP o tamanho da janela poder variar com o tempo, já que o nó destino ao enviar os reconhecimentos indica a quantidade máxima de bytes que pode receber no seu *buffer*. Este valor é denominado janela anunciada "*advertised window*". Sendo assim, o nó fonte pode aumentar ou diminuir o tamanho da sua janela de transmissão, de acordo com o valor anunciado pelo nó destino, o qual nunca seria maior do que o espaço disponível no *buffer* de recepção. A grande vantagem deste mecanismo é que ele provê um controle de fluxo de dados fim-a-fim na medida em que o nó que transmite fica impedido de enviar dados a uma taxa maior do que a suportada pelo nó receptor, aumentando a eficiência da transmissão e evitando que segmentos sejam descartados no destino. Eventualmente a janela pode atingir o valor zero, significando que o *buffer* de recepção está completamente cheio. Neste caso a transmissão é interrompida até que o receptor anuncie um valor de janela diferente de zero. Um ponto muito importante sobre controle de fluxo de dados é o fato de que o mesmo não é suficiente para evitar perdas através da rede. A internet é um meio altamente heterogêneo em termos de capacidades de armazenamento e velocidades de processamento dos equipamentos, assim

como velocidades de transmissão e retardos dos enlaces. É necessário portanto, além do controle fim-a-fim, um mecanismo que previna o esgotamento de recursos ao longo do caminho entre fonte e destino, ou seja, deve-se evitar que qualquer fonte envie mais tráfego do que um nó intermediário pode suportar. Quando isto ocorre, há descarte de segmentos neste nó, e a situação é denominada congestionamento. Através da utilização de janelas deslizantes com tamanho de janela variável, o protocolo TCP resolve o problema de controle de fluxo de dados fim-a-fim.

O segmento TCP

Cada campo do segmento TCP tem uma função principal nas tarefas de iniciar ou terminar conexões, transferir dados, enviar reconhecimentos, anunciar tamanhos de janelas, dentre outros. Cada segmento é dividido em duas partes: o cabeçalho e os bits de dados. O cabeçalho possui o formato mostrado na Fig. 2.21, cujos campos mais importantes são [41]:

- *porta de origem*: informa o número da porta da origem.
- *porta de destino*: informa número da porta do destinatário.
- *número de seqüência*: indica a posição do primeiro byte de dados sendo transmitido em relação ao total dos bytes já transmitidos nesta conexão.
- *número de ACKs*: indica o reconhecimento dos dados recebidos até então no sentido inverso. Se o bit de controle ACK estiver ativado, este campo contém o número da próxima seqüência que se espera receber.
- *tamanho de cabeçalho*: Indica o número de palavras de 32 bits que compõem o cabeçalho do TCP, para determinar onde começam os bits de dados.
- *reservado*: seis bits reservados para uso futuro, todos iguais zero.
- *URG*: bit de urgência. Significa que o segmento sendo carregado contém dados urgentes, que devem ser transmitidos com prioridade pela aplicação.
- *ACK*: bit de reconhecimento. Indica que campo de reconhecimento está carregando um valor válido.

- *PSH*: bit de PUSH. Este mecanismo pode ser acionado pela aplicação e informa ao protocolo TCP se uma aplicação solicita transmissão rápida dos dados enviados.
- *RST*: bit de RESET. Informa ao destinatário que a conexão foi abortada neste sentido pelo originador.
- *SYN*: bit de sincronismo. É o bit que informa que este é um dos dois primeiros segmentos de estabelecimento de conexão.
- *FIN*: identifica que não há mais dados no originador.
- *tamanho da janela*: este campo informa o tamanho disponível em bytes da janela de recepção. Por meio deste valor, o protocolo TCP pode realizar um controle adequado de fluxo para evitar uma sobrecarga do receptor. Quando este valor é igual a zero, o transmissor não envia dados, esperando receber um segmento com tamanho de janela maior que zero. O transmissor vai sempre transmitir a quantidade de dados disponíveis pela janela de recepção, sem aguardar um ACK. Enquanto não for recebido um reconhecimento dos dados transmitidos dentro da janela, o transmissor não enviará mais dados.
- *verificação de paridade "checksum"*: é um número em complemento de um de 16 bits, obtido pela soma dos complementos de uns de todas as palavras de 16 bits do cabeçalho IP, do cabeçalho TCP e dos dados TCP. Este valor é importante para garantir a integridade do cabeçalho e dos dados.
- *apontador de urgência*: Identifica o primeiro byte de dados após os dados definidos como urgentes. Só é válido se o bit de controle URG estiver ativado.
- *opções*: O campo de opções só possui uma única opção válida, que é a negociação do *MSS*. Se esta opção estiver presente ela indica o tamanho máximo do segmento. Caso contrário o *MSS* vale 536 bytes, constituídos por 536 bytes de dados e 20 bytes de cabeçalho.

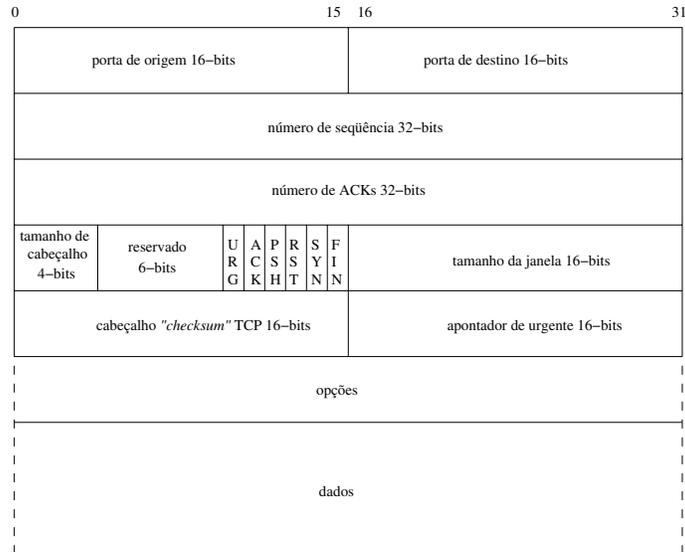


Figura 2.21: Formato do Cabeçalho do Segmento TCP.

2.19.2 Controle de Congestionamento

Neste trabalho, mostra-se através de simulação os efeitos dos mecanismos de controle de congestionamento em situações de perdas e erros de segmentos TCP em canais sem fio. No capítulo 6 é apresentado um modelo matemático para se obter a vazão de dados do protocolo TCP em função do controle de congestionamento e da portabilidade de erro de segmentos TCP na transmissão.

Nesta seção são apresentados os mecanismos básicos de controle de congestionamento partida lenta (*slow start*) e aversão do congestionamento (*congestion avoidance*) [41].

Partida Lenta

Este mecanismo é usado para determinar a capacidade da rede, onde o tamanho da janela de controle de congestionamento, W , é incrementada de um segmento cada vez que a confirmação de um segmento TCP é recebida. Este incremento apresenta um crescimento exponencial, duplicando o tamanho da janela a cada tempo de ida-e-volta (T_{RTT}) até que o congestionamento ocorra, ou que a janela chegue ao tamanho máximo definido pelo nó destino, devido à capacidade dos *buffers*. Quando se detecta congestionamento, o tamanho da janela se reduz a um e se inicia um novo crescimento exponencial até a metade

do valor máximo que a janela chegou a atingir quando se detetou o congestionamento. Posteriormente, o tamanho da janela é incrementado linearmente usando o mecanismo aversão do congestionamento, descrito a seguir.

2.19.3 Aversão do Congestionamento

Neste mecanismo, o tamanho da janela é incrementada de $1/W$, cada vez que um ACK é recebido. Assim, quando não existe congestionamento, a janela é incrementada linearmente a cada T_{RTT} .

Quando um segmento TCP é recebido com sucesso, é enviado um ACK para o nó fonte com o número de seqüência do próximo segmento esperado pelo nó destino. Se um segmento transmitido é perdido ou é recebido com erros, o receptor não envia nenhuma informação para o transmissor. Por este motivo, o mecanismo de controle de congestionamento define a perda de um segmento, quando o transmissor recebe três ACKs consecutivos com o número de seqüência deste segmento (**duplicação de ACKs**), ou pelo esgotamento do tempo de transmissão (*time-out*).

Quando o transmissor recebe duplicação de ACKs, o segmento perdido é retransmitido imediatamente e o tamanho da janela é diminuído pela metade. A partir deste ponto se continua incrementando a janela de forma linear, eliminando a fase da partida lenta.

A combinação de partida lenta e aversão do congestionamento é usado no protocolo denominado TCP Reno [41], e o comportamento da janela congestionamento para este mecanismo é apresentado na Fig. 2.22, onde considera-se a transmissão num canal sem erros na transmissão, onde a variação de W em regime permanente depende unicamente da quantidade de segmentos que são suportados pelo canal e dos tamanhos dos *buffers* de transmissão, que neste caso em total é 78 segmentos. No capítulo 6 estes conceitos serão esclarecidos com a abordagem matemática.

2.19.4 Comportamento do Mecanismo de Controle de Congestionamento em Canais Sem Fio

Um canal de comunicações sem fio tem como característica importante a de produzir uma alta taxa de erro de bits e como conseqüência uma alta perda de segmentos. O protocolo

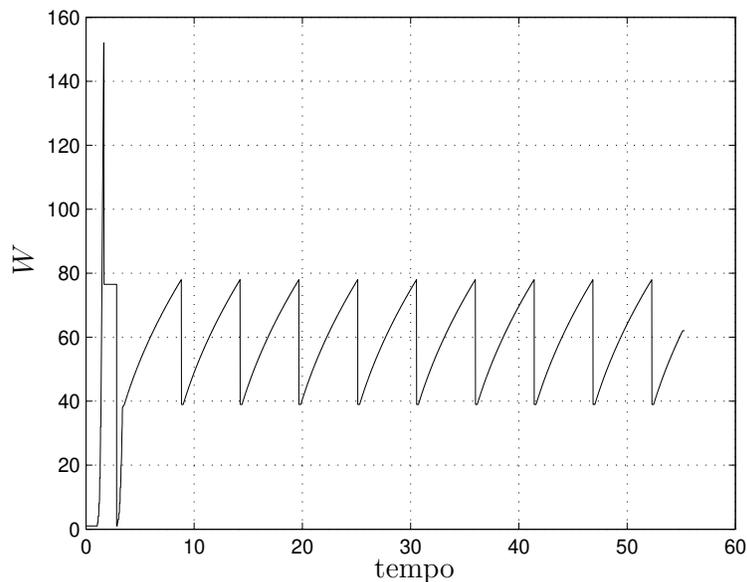


Figura 2.22: Comportamento da Janela de Congestionamento para TCP Reno.

TCP associa este problema ao congestionamento e haverá uma degradação significativa da vazão de dados. Uma alternativa para se minimizar o número de erros no canal sem fio e combater o congestionamento na camada de transporte consiste em prover na camada de enlace de dados um método de controle de erros, tais como: ARQ (Automatic Repeat Request), FEC (Forward Error Control), ou um método híbrido formado pela combinação dos métodos anteriores (FEC/ARQ). Esta alternativa foi analisada de forma detalhada pelos autores em [5, 42, 43, 44] para canais sem fio com tecnologia CDMA na camada física.

Quando não existe proteção como o controle de erros em um canal sem fio, o mecanismo de controle de congestionamento do protocolo TCP confunde a perda do segmento com o congestionamento da rede, já que o nó destino descarta o segmento com erro e o nó fonte considera isto como perda do segmento, decrementando assim a janela de congestionamento e minimizando consideravelmente a vazão de dados.

A Fig. 2.23 ilustra a transmissão de dados em um sistema celular (CDMA, por exemplo) através de um canal sem fio sem proteção na camada de enlace de dados. Quando

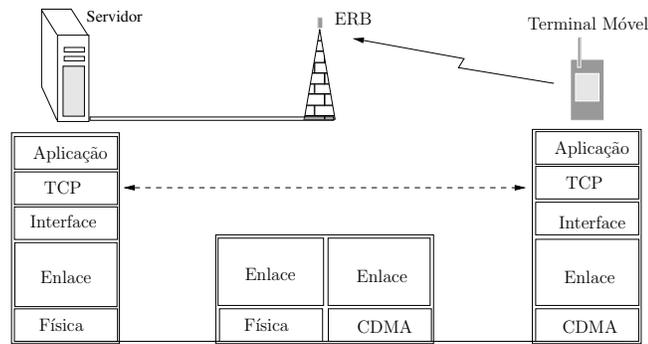


Figura 2.23: Exemplo de Transmissão sem Fio em um Sistema Celular.

existe transmissão de dados entre o terminal móvel e a ERB erros são produzidos na interface aérea com probabilidade de erro de segmentos TCP, $P_{seg,TCP}$. A Fig. 2.24 mostra exemplos da janela de congestionamento considerando diferentes valores de probabilidades de erro de segmentos no canal sem fio. A área embaixo da curva representa a vazão de dados e como era esperado observa-se que quanto maior for a probabilidade de erro de segmentos, menor é a vazão de dados.

Existem outras variações do protocolos TCP como o Westwood [45] e o Jersey [46] que utilizam a janela de congestionamento para estimar a largura de banda através da monitoração dos ACKs que chegam ao nó fonte, e assim determinam o limiar da janela apropriada. Seja por duplicação de ACKs ou por *time-out* uma condição de saturação é obtida, indicando que na conexão um ou mais *buffers* intermediários estouraram. O modelo de controle de TCP Westwood é também abordado no capítulo 6.

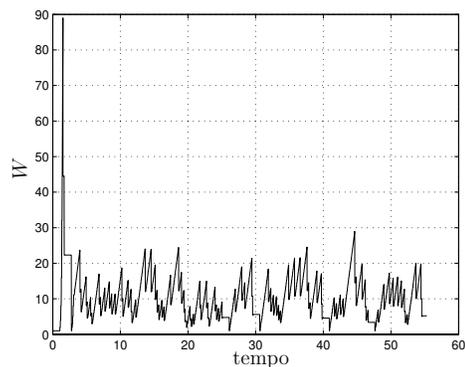
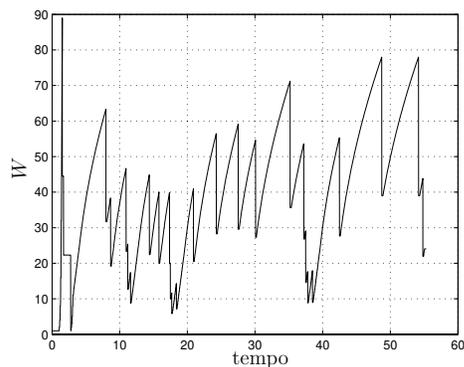
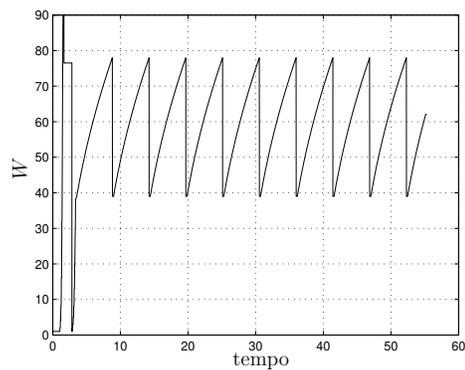
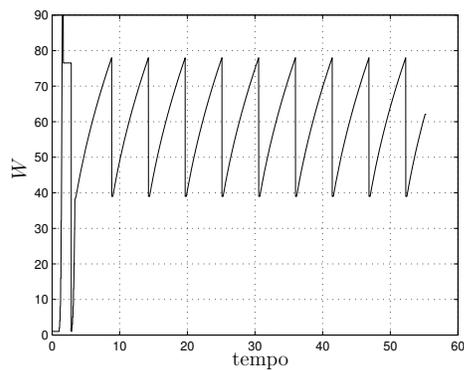
(a) $P_{seg,TCP} = 1 \times 10^{-2}$ (b) $P_{seg,TCP} = 1 \times 10^{-3}$ (c) $P_{seg,TCP} = 1 \times 10^{-4}$ (d) $P_{seg,TCP} = 1 \times 10^{-6}$

Figura 2.24: Comportamento da Janela de Congestionamento em Função da Probabilidade de Erro de Segmentos TCP no Canal Sem Fio.

Capítulo 3

Receptores MUD-D para Canais Seletivos em Frequência

Neste capítulo analisamos e comparamos dois tipos de receptores multiusuário MUD-D para um sistema DS-CDMA em canais seletivos em frequência: o receptor RDD (*Rake decorrelating detector*) e o MDD (*Multipath decorrelating detector*). Para a comparação destes sistemas serão obtidas expressões simples e precisas de probabilidade de erro de bit e de complexidade computacional.

Na análise consideramos o enlace reverso de um sistema DS-CDMA, tanto síncrono quanto assíncrono, com um total de K usuários distribuídos uniformemente no interior de uma célula, onde cada usuário utiliza modulação BPSK. Tanto na ERM, quanto na ERB, é suposto o uso de antenas omnidirecionais. Vamos considerar também controle de potência perfeito realizado pela ERB e um canal seletivo em frequência com L caminhos resolvíveis.

3.1 Modelo do Receptor RDD

O receptor MUD-D sub-ótimo RDD é mostrado na Fig. 3.1. Este receptor é formado por um banco de K receptores do tipo Rake, seguido de um filtro descorrelacionador, usado com o objetivo de eliminar a interferência, tanto a MAI, quanto a MPI.

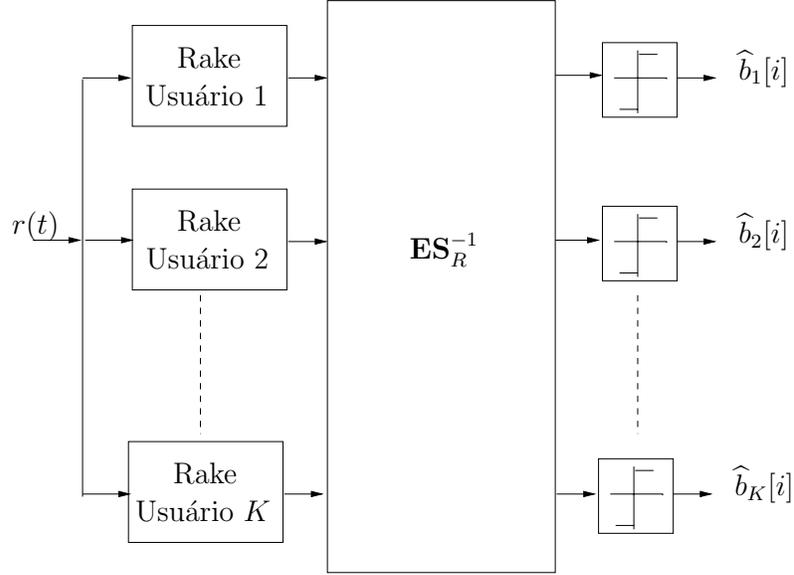


Figura 3.1: Receptor RDD para Canais Seletivos em Freqüência.

3.1.1 Detecção Descorrelacionadora RDD

As saídas do banco dos K receptores Rake para o i -ésimo bit de informação são escritas em um vetor de ordem $1 \times K$, dado por:

$$\mathbf{y}(i) = \begin{bmatrix} y_1(i) & y_2(i) & \dots & y_u(i) & \dots & y_K(i) \end{bmatrix}, \quad (3.1)$$

onde cada elemento y_u no instante i é dado por $r(t_s)$ em (2.17).

Considerando uma janela de deslizamento de comprimento N , as saídas dos K receptores Rake concatenadas para os N instantes de tempo são escritas em um vetor de ordem $NK \times 1$, definido como:

$$\mathbf{y}_{RDD} = \left[\mathbf{y} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{y}(i-1) \quad \mathbf{y}(i) \quad \mathbf{y}(i+1) \dots \mathbf{y} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right]^T. \quad (3.2)$$

Usando as definições matriciais dadas na seção 2.10.2, podemos expressar o vetor \mathbf{y}_{RDD} como:

$$\mathbf{y}_{RDD} = \mathbf{S}_R \mathbf{A}_N \mathbf{b}_N + \Re\{\mathbf{n}\}, \quad (3.3)$$

onde

$$\mathbf{S}_R = \Re \left\{ \mathbf{V} \boldsymbol{\alpha}_N \Phi_N^* \mathbf{R}_{NL} \Phi_N \boldsymbol{\alpha}_N \mathbf{V}^T \right\} \quad (3.4)$$

é uma matriz de dimensão $NK \times NK$ e \mathbf{n} é um vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco de receptores Rake para os N intervalos de tempo, cujos valores são dados por (2.20) e representados por uma variável aleatória gaussiana de média nula e variância $\sigma_n^2 = \frac{N_0 T_b}{2} \sum_{n=1}^L \alpha_{un}^2$.

Os bits de informação dos K usuários para os N intervalos de tempo podem ser estimados através do sinal resultante da seguinte multiplicação:

$$\mathbf{y}'_N = \mathbf{S}_R^{-1} \mathbf{y}_{RDD}, \quad (3.5)$$

mas o ganho de diversidade obtido pelo banco de receptores Rake é eliminado completamente. Isto pode ser observado na Fig. 3.2, onde são comparadas as funções densidade de probabilidade do sinal recebido obtidas através de simulação quando é usado somente o banco de receptores Rake e quando é usado (3.5) no receptor RDD. Na simulação foi transmitido unicamente o símbolo "+1" e foram considerados 10 usuários, $E_b/N_0 = 10$ e $L = 3$ percursos.

Para compensar a perda de diversidade, vamos definir a matriz de compensação de dimensão $NK \times NK$ que contém os seguintes elementos:

$$\mathbf{E}_N = \text{diag} \left\{ \mathbf{E}[1] \ \mathbf{E}[2] \ \dots \ \mathbf{E}[N] \right\}, \quad (3.6)$$

onde

$$\mathbf{E}(i) = \left[\begin{array}{ccc} \sum_{l=1}^L \alpha_{1l}^2(i) & \sum_{l=1}^L \alpha_{2l}^2(i) & \dots & \sum_{l=1}^L \alpha_{Kl}^2(i) \end{array} \right], \quad (3.7)$$

e que é dada por:

$$\mathbf{E}_N = \mathbf{V} \boldsymbol{\alpha}_N \boldsymbol{\alpha}_N \mathbf{V}^T. \quad (3.8)$$

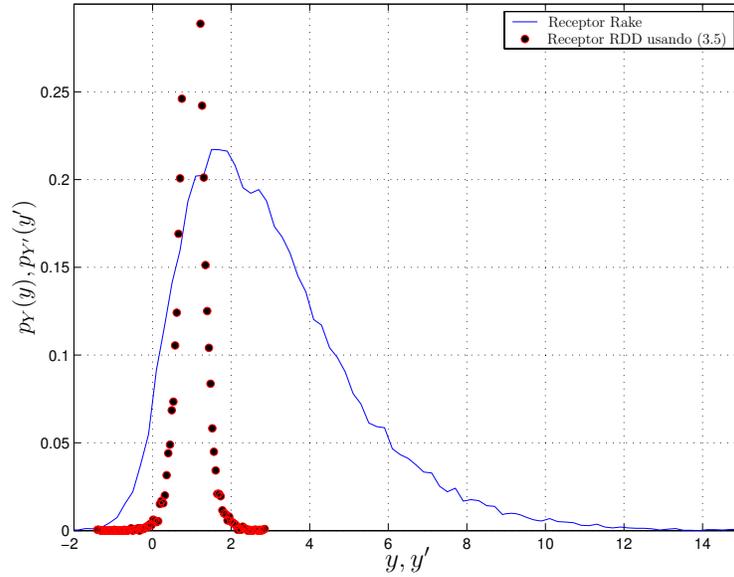


Figura 3.2: Comparação da Função Densidade de Probabilidade do Sinal Recebido obtidas através de Simulação quando é usado somente o Banco de Receptores Rake e quando é usado o Receptor RDD baseado em (3.5).

Assim, usando (3.3) e (3.8), os sinais dos K usuários para os N intervalos de tempo são dados por:

$$\mathbf{y}'_N = \mathbf{E}_N \mathbf{S}_R^{-1} \mathbf{y}_{RDD}, \quad (3.9)$$

e finalmente os bits de informação podem ser estimados usando-se a seguinte expressão:

$$\hat{\mathbf{b}}_N = \text{sgn} \left\{ \mathbf{E}_N \mathbf{S}_R^{-1} \mathbf{y}_{RDD} \right\}, \quad (3.10)$$

onde $\text{sgn}\{x\}$ representa a função sinal de x .

A Fig. 3.3 mostra as comparações das PDFs do sinal recebido obtidas através de simulação para quando é usado somente o banco de receptores Rake e quando é usado no receptor RDD o modelo definido em (3.9), considerados os mesmos parâmetros usados para obter as curvas da Fig. 3.2. Nesta figura podemos observar que é recuperado o ganho de diversidade, assim como também o ganho do filtro descorrelacionador.

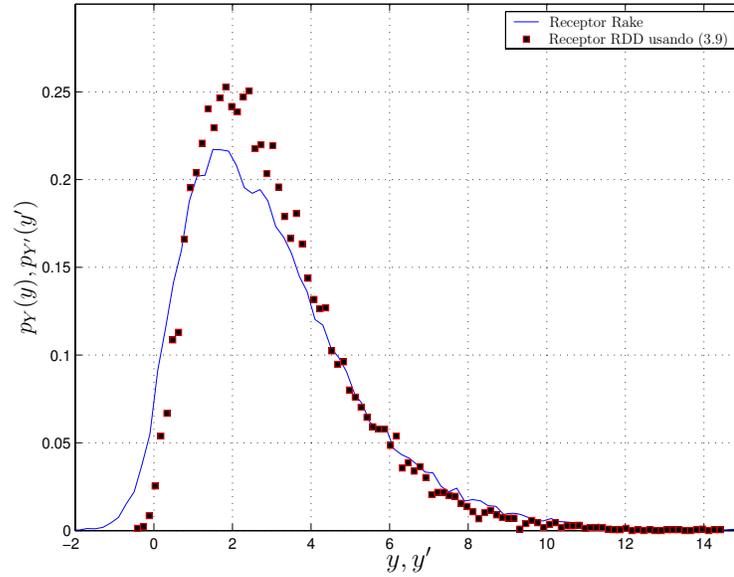


Figura 3.3: Comparação da Função Densidade de Probabilidade do Sinal Recebido obtidas através de Simulação quando é usado somente o Banco de Receptores Rake e quando é usado o Receptor RDD baseado em (3.9).

3.1.2 Complexidade Computacional

A complexidade computacional do filtro descorrelacionador do receptor RDD, medido em função do número total de multiplicações, é dado por:

- $3(NKL)^2 + L(NK)^2 + 2NKL$ operações para obter a matriz \mathbf{S}_R ,
- $3NKL$ operações para obter a matriz \mathbf{E}_N ,
- $(NK)^3$ operações para inverter a matriz \mathbf{S}_R ,
- $(NK)^2$ operações para multiplicar a matriz invertida pelas saídas dos receptores Rake,
- $(NK)^2$ operações para realizar a multiplicação pela matriz \mathbf{E}_N ,

obtendo-se assim a complexidade total:

$$C_{\text{RDD}} = (NK)^3 + (3L^2 + L + 2)(NK)^2 + 5NKL. \quad (3.11)$$

3.1.3 Eficiência Assintótica Multiusuário

Para o filtro descorrelacionador, a eficiência assintótica média (AME) do u -ésimo usuário no i -ésimo instante de tempo, é definida pela seguinte expressão:

$$\eta_u(i) = \frac{1}{[\mathbf{E}_N \mathbf{S}_R^{-1}]_{u'u'}}, \quad (3.12)$$

onde $[\mathbf{E}_N \mathbf{S}_R^{-1}]_{u'u'}$ representa o elemento da u' -ésima linha e u' -ésima coluna da matriz resultante pela multiplicação da matriz de compensação \mathbf{E}_N pela inversa da matriz de correlação \mathbf{S}_R , onde $u' = u + (i - 1)K$, para $1 \leq i \leq N$.

Caso síncrono

Para o caso síncrono podemos simplificar o cálculo da AME considerando apenas os elementos da matriz de correlação no instante de tempo i . Para um sistemas síncrono com dois usuários e L percursos, esta matriz pode ser escrita como:

$$\mathbf{S}_R = \begin{pmatrix} M_{11} & M_{12} \\ M_{21} & M_{22} \end{pmatrix}, \quad (3.13)$$

onde

$$\begin{aligned} M_{11} &= \sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2 + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1l} \alpha_{1n} \cos(\phi_{1l} - \phi_{1n}) \rho_{1n,1l} \\ M_{22} &= \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2 + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l} \alpha_{2n} \cos(\phi_{2l} - \phi_{2n}) \rho_{2n,2l} \\ M_{12} &= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{1n} \alpha_{2l} \cos(\phi_{1n} - \phi_{2l}) \rho_{1n,2l} \\ M_{21} &= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n} \alpha_{1l} \cos(\phi_{2n} - \phi_{1l}) \rho_{2n,1l} \end{aligned} \quad (3.14)$$

onde as matrizes M_{11} e M_{22} contém elementos correspondentes à informação e a MPI do primeiro e segundo usuário, respectivamente. As matrizes M_{12} e M_{21} representam os elementos da MAI do primeiro e segundo usuário, respectivamente. Cabe notar que M_{12} e

M_{21} são iguais. Assim sendo, será usada a notação $M = M_{12} = M_{21}$ daqui para a frente.

Calculando a inversa da matriz \mathbf{S}_R , obtém-se que:

$$\mathbf{S}_R^{-1} = \frac{1}{M_{11}M_{22} - M^2} \begin{pmatrix} M_{22} & -M \\ -M & M_{11} \end{pmatrix} \quad (3.15)$$

Usando a definição dada em (3.12) para o caso síncrono, a AME para o primeiro usuário é calculada tomando-se o produto do primeiro elemento da matriz \mathbf{S}_R^{-1} pelo primeiro elemento da matriz de compensação \mathbf{E} definida em (3.8), da seguinte maneira:

$$\eta_1 = \frac{M_{11}M_{22} - M^2}{M_{22} \sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2}. \quad (3.16)$$

Substituindo (3.14) em (3.16) obtém-se que:

$$\eta_1 = 1 + \frac{\sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1n} \alpha_{1l} \cos(\phi_{1n} - \phi_{1l}) \rho_{1n,1l}}{\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2} - \frac{\left(\sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{1n} \alpha_{2l} \cos(\phi_{1n} - \phi_{2l}) \rho_{1n,2l} \right)^2}{\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2 \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2 + \sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2 \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2n} \alpha_{2l} \cos(\phi_{2n} - \phi_{2l}) \rho_{2n,2l}}. \quad (3.17)$$

Do ponto de vista médio podemos considerar que:

$$E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2 \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2 \right] \gg E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2 \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ n \neq l}}^L \alpha_{2n} \alpha_{2l} \cos(\phi_{2n} - \phi_{2l}) \rho_{2n,2l} \right]. \quad (3.18)$$

Na Fig. 3.4 apresentamos 50000 amostras obtidas através de simulação para comprovar (3.18), onde $f_1 = E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2 \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2 \right]$ e $f_2 = E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2 \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ n \neq l}}^L \alpha_{2n} \alpha_{2l} \cos(\phi_{2n} - \phi_{2l}) \rho_{2n,2l} \right]$.

Os valores médios obtidos na simulação foram $E[f_1] = 8,9081$ e $E[f_2] = 0,7947$.

Utilizando (3.18) podemos expressar a AME média como:

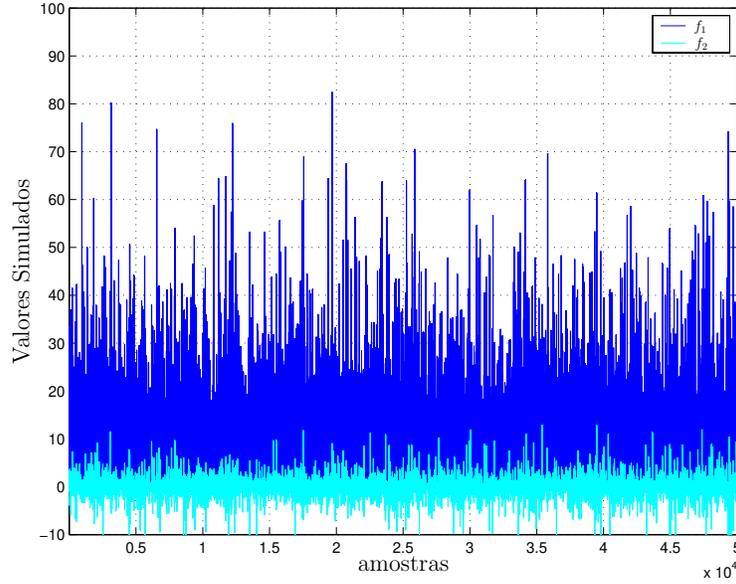


Figura 3.4: Simulação para comprovar (3.18).

$$\bar{\eta}_1 \cong 1 - E[\cos^2(\phi_{1n} - \phi_{2l})]E[\rho_{1n,2l}^2], \quad (3.19)$$

onde usou-se que $E[\cos(\phi_{1n} - \phi_{2l})] = 0$.

Supondo o uso de seqüências de espalhamento aleatórias, temos que os valores quadráticos médios dos elementos de correlação $E[\rho_{1n,2l}^2] = \frac{1}{G'}$ [11], onde $G' = \frac{T_b}{T_c}$ representa o ganho de processamento para dois usuários. Além disso, considerando que as fases são uniformemente distribuídas, i.e. $E[\cos^2(\phi_{kl} - \phi_{un})] = \frac{1}{2}$, a AME média é dada por:

$$\bar{\eta}_1 \cong 1 - \frac{1}{2G'}. \quad (3.20)$$

A expressão dada em (3.20) foi obtida somente para dois usuários, mas pode ser expressa de forma geral para qualquer número de usuários, considerando que a carga $\frac{K-1}{G}$ não se altera, isto é $\frac{K-1}{G} = \frac{K'-1}{G'}$. Assim para $K' = 2$, temos que $G' = \frac{G}{K-1}$. Substituindo G' em (3.20) podemos escrever de forma geral a AME média em função de G e K como:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{K-1}{2G}, \quad \text{caso síncrono.} \quad (3.21)$$

Caso assíncrono

Para o caso assíncrono, considerando $N = 3$, dois usuários, L percursos e desconsiderando na matemática a MPI produzida em instantes de tempos diferentes, pelo fato dela ser desprezível, a matriz \mathbf{S}_R é aproximadamente dada por:

$$\mathbf{S}_R \approx \begin{pmatrix} B_1 & B & 0 & 0 & 0 & 0 \\ B & B_2 & F & 0 & 0 & 0 \\ 0 & F & C_1 & C & 0 & 0 \\ 0 & 0 & C & C_2 & G & 0 \\ 0 & 0 & 0 & G & D_1 & D \\ 0 & 0 & 0 & 0 & D & D_2 \end{pmatrix}, \quad (3.22)$$

onde $B_1, B_2, B, C_1, C_2, C, D_1, D_2, D, F$ e G são dados na Tab. 3.1.

A AME para o caso assíncrono, considerando o usuário alvo u e o instante de tempo i é obtida usando na expressão (3.12) o elemento da terceira linha e da terceira coluna da inversa da matriz \mathbf{S}_R e seu correspondente elemento da matriz \mathbf{E} . Desta forma a AME é dada pela seguinte aproximação:

$$\eta_1(i) \approx \frac{B_1 B_2 C_1 C_2 D_1 D_2 - C^2 B_1 B_2 D_1 D_2 - F^2 B_1 C_2 D_1 D_2}{B_1 B_2 C_2 D_1 D_2 \sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2(i)} \quad (3.23)$$

$$\approx \frac{C_1}{\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i)} - \frac{C^2}{C_2 \sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i)} - \frac{F^2}{B_2 \sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i)}, \quad (3.24)$$

o que resulta em:

$$\eta_1(i) \approx \frac{\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2(i) + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1l}(i) \alpha_{1n}(i) \cos(\phi_{1l}(i) - \phi_{1n}(i)) \rho_{1n,1l}}{\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i)} \quad (3.25)$$

$$\frac{\left[\sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}(i) \alpha_{1l}(i) \cos(\phi_{2n}(i) - \phi_{1l}(i)) \rho_{2n,1l} \right]^2}{\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i) \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2(i) + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}(i) \alpha_{2n}(i) \cos(\phi_{2l}(i) - \phi_{2n}(i)) \rho_{2n,2l} \right]} - \frac{\left[\sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}[i-1] \alpha_{1l}(i) \cos(\phi_{2n}[i-1] - \phi_{1l}(i)) \rho_{2n,1l} \right]^2}{\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i) \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2[i-1] + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}[i-1] \alpha_{2n}[i-1] \cos(\phi_{2l}[i-1] - \phi_{2n}[i-1]) \rho_{2n,2l} \right]}.$$

Do ponto de vista médio, da mesma forma que em (3.18), podemos mostrar que:

$$E \left[\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i) \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2(i) \right] \gg E \left[\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i) \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}(i) \alpha_{2n}(i) \cos(\phi_{2l}(i) - \phi_{2n}(i)) \rho_{2n,2l} \right], \text{ e}$$

$$E \left[\sum_{n'=1}^L \alpha_{1n'}^2(i) \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2[i-1] \right] \gg E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2(i) \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}[i-1] \alpha_{2n}[i-1] \cos(\phi_{2l}[i-1] - \phi_{2n}[i-1]) \rho_{2n,2l} \right].$$

Isto permite expressar a AME média da seguinte forma:

$$\bar{\eta}(i) \cong 1 - E \left[\cos^2(\phi_{1n}(i) - \phi_{2l}(i)) \right] E[\rho_{1n,2l}^2] - E \left[\cos^2(\phi_{2n}[i-1] - \phi_{1l}(i)) \right] E[\rho_{2n,1l}^2] \quad (3.26)$$

Supondo o uso de seqüências de espalhamento aleatórias, temos que o valor quadráticos médios dos elementos de correlação $E[\rho_{1n,2l}^2]$ e $E[\rho_{2n,1l}^2]$ para o caso assíncrono é $\frac{1}{3G'}$ [11] e considerando que as fases são uniformemente distribuídas, i.e. $E \left[\cos^2(\phi_{1n}(i) - \phi_{2l}(i)) \right] = E \left[\cos^2(\phi_{2n}[i-1] - \phi_{1l}(i)) \right] = \frac{1}{2}$. Assim, temos que a AME média para dois usuários e L percursos é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{1}{3G'}. \quad (3.27)$$

Finalmente, usando o mesmo procedimento descrito para o caso síncrono, a AME

média para o caso assíncrono de forma geral para K usuários e L percursos é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{K-1}{3G}, \quad \text{Caso assíncrono.} \quad (3.28)$$

Tabela 3.1: Elementos da Matriz \mathbf{S}_R para o Caso Assíncrono, 2 Usuários e $N = 3$.

B_1	$= \sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2[i-1] + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1l}[i-1] \alpha_{1n}[i-1] \cos(\phi_{1l}[i-1] - \phi_{1n}[i-1]) \rho_{1n,1l}$
B_2	$= \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2[i-1] + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}[i-1] \alpha_{2n}[i-1] \cos(\phi_{2l}[i-1] - \phi_{2n}[i-1]) \rho_{2n,2l}$
B	$= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}[i-1] \alpha_{1l}[i-1] \cos(\phi_{2n}[i-1] - \phi_{1l}[i-1]) \rho_{2n,1l}$
C_1	$= \sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2(i) + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1l}(i) \alpha_{1n}(i) \cos(\phi_{1l}(i) - \phi_{1n}(i)) \rho_{1n,1l}$
C_2	$= \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2(i) + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}(i) \alpha_{2n}(i) \cos(\phi_{2l}(i) - \phi_{2n}(i)) \rho_{2n,2l}$
C	$= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}(i) \alpha_{1l}(i) \cos(\phi_{2n}(i) - \phi_{1l}(i)) \rho_{2n,1l}$
D_1	$= \sum_{n=1}^L \alpha_{1n}^2[i+1] + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1l}[i+1] \alpha_{1n}[i+1] \cos(\phi_{1l}[i+1] - \phi_{1n}[i+1]) \rho_{1n,1l}$
D_2	$= \sum_{n=1}^L \alpha_{2n}^2[i+1] + \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2l}[i+1] \alpha_{2n}[i+1] \cos(\phi_{2l}[i+1] - \phi_{2n}[i+1]) \rho_{2n,2l}$
D	$= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}[i+1] \alpha_{1l}[i+1] \cos(\phi_{2n}[i+1] - \phi_{1l}[i+1]) \rho_{2n,1l}$
F	$= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}[i-1] \alpha_{1l}(i) \cos(\phi_{2n}[i-1] - \phi_{1l}(i)) \rho_{2n,1l}$
G	$= \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2n}(i) \alpha_{1l}[i+1] \cos(\phi_{2n}(i) - \phi_{1l}[i+1]) \rho_{2n,1l}$

3.2 Modelo do Receptor MDD

O receptor MUD-D sub-ótimo denominado MDD é mostrado na Fig. 3.5. Este receptor usa um banco de KL filtros casados seguidos por um filtro descorrelacionador para eliminar, tanto a interferência MAI, quanto a MPI. Os sinais descorrelacionados dos múltiplos percursos de cada usuário são então combinados usando um combinador de máxima razão (MRC).

A variável de decisão do n -ésimo filtro casado do usuário alvo u é obtida a partir da amostragem no instante de tempo $t_{s'} = T_b + nT_c + \tau_u$, ou seja:

$$y_{un}(t_{s'}) = \Re \left\{ \int_{nT_c + \tau_u}^{T_b + nT_c + \tau_u} r(t) c_u(t - nT_c - \tau_u) e^{-j\phi_{un}} dt \right\}, \quad (3.29)$$

para $1 \leq n \leq L$.

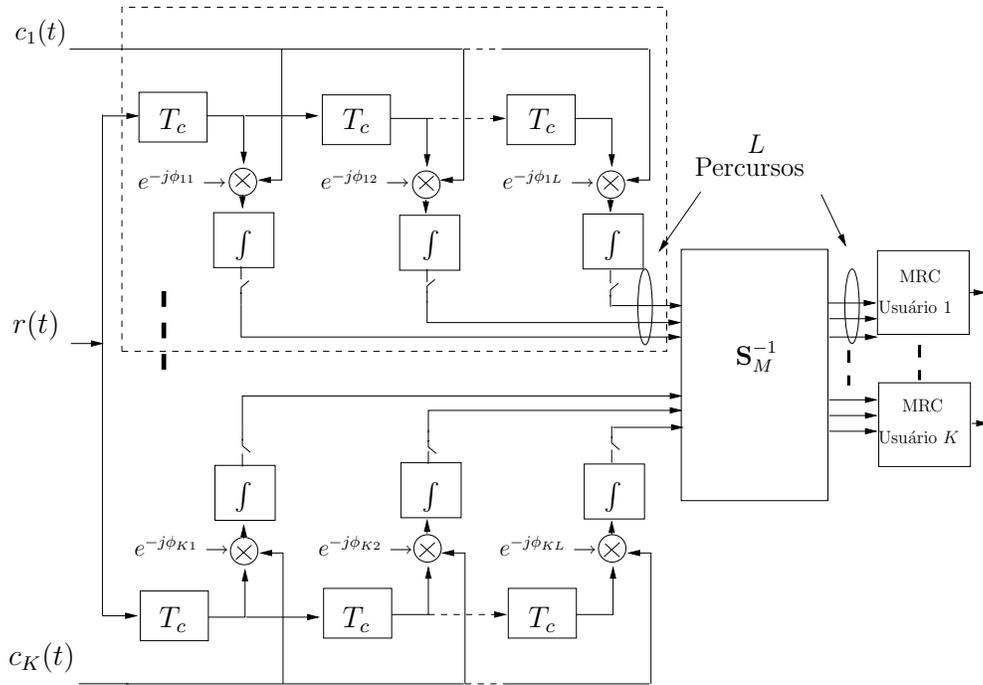


Figura 3.5: Receptor Descorrelacionador para Canais Seletivos em Frequência MDD.

3.2.1 Detecção Descorrelacionadora MDD

As saídas dos L filtros casados do usuário u para o intervalo de tempo i , são apresentadas em um vetor de ordem $1 \times L$, definido como:

$$\mathbf{y}_u(i) = \begin{bmatrix} y_{u1}(i) & y_{u2}(i) & \dots & y_{uL}(i) \end{bmatrix}. \quad (3.30)$$

Todas as saídas dos filtros casados dos K usuários para o intervalo de tempo i podem ser aglutinadas em um vetor de ordem $1 \times KL$, dado por:

$$\mathbf{y}(i) = \begin{bmatrix} \mathbf{y}_1(i) & \mathbf{y}_2(i) & \dots & \mathbf{y}_K(i) \end{bmatrix}. \quad (3.31)$$

Concatenando os vetores $\mathbf{y}(i)$ para todos os N instantes de tempo é obtida uma matriz de dimensão $NKL \times 1$, dada por:

$$\mathbf{y}_{MDD} = \left[\mathbf{y} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{y}(i-1) \quad \mathbf{y}(i) \quad \mathbf{y}(i+1) \dots \mathbf{y} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right]^T. \quad (3.32)$$

Usando as definições matriciais dadas na seção 2.10.2, o vetor \mathbf{y}_{MDD} pode ser expresso como:

$$\mathbf{y}_{MDD} = \mathbf{S}_M \boldsymbol{\alpha}_N \mathbf{V}^T \mathbf{A}_N \mathbf{b}_N + \Re\{\Phi_N^* \mathbf{n}\}, \quad (3.33)$$

onde

$$\mathbf{S}_M = \Re\left\{ \Phi_N^* \mathbf{R}_{NL} \Phi_N \right\}, \quad (3.34)$$

é uma matriz de ordem $NKL \times NKL$ e \mathbf{n} é um vetor de ordem $NKL \times 1$, que contém o valor do ruído aditivo branco na saída de cada um dos L filtros casados dos K usuários para todos os N intervalos de tempo e cada valor do vetor $\Re\{\Phi_N^* \mathbf{n}\}$ é representado por uma variável aleatória gaussiana de média nula e variância $\sigma_n^2 = \frac{N_0 T_b}{2} \alpha_{un}^2$.

Os bits de informação dos K usuários para os N intervalos de tempo, considerando a compensação das amplitudes do desvanecimento e a combinação dos L percursos de cada usuário realizadas pelo MRC, podem ser estimados usando a seguinte expressão:

$$\hat{\mathbf{b}}_N = \text{sgn}\left\{ \mathbf{V} \boldsymbol{\alpha}_N \mathbf{S}_M^{-1} \mathbf{y}_{MDD} \right\}. \quad (3.35)$$

3.2.2 Complexidade Computacional

A complexidade computacional do filtro descorrelacionador do receptor RDD, medido em função do número total de operações, é conformado por:

- $2(NKL)^2$ operações para obter a matriz \mathbf{S}_M ,
- $(NKL)^3$ operações para inverter a matriz \mathbf{S}_M ,
- $(NKL)^2$ operações para compensar as amplitudes do desvanecimento,
- $(NKL)^2$ operações para multiplicar a matriz inversa pelo vetor que contém as saídas dos filtros casados para cada percurso dos K usuários,
- $(NKL)^2$ operações para combinar os L percursos de cada usuário,

obtendo assim a complexidade total:

$$C_{\text{MDD}} = (NKL)^3 + 5(NKL)^2. \quad (3.36)$$

3.2.3 Eficiência Assintótica Multiusuário

Para o filtro descorrelacionador, a eficiência assintótica média (AME) do u -ésimo usuário no i -ésimo instante de tempo é dada por [11]:

$$\eta_u(i) = \frac{1}{[\mathbf{V}\boldsymbol{\alpha}_N\mathbf{S}_M^{-1}]_{u'u'}}, \quad (3.37)$$

onde $[\mathbf{V}\boldsymbol{\alpha}_N\mathbf{S}_M^{-1}]_{u'u'}$ representa o elemento da u' -ésima linha e u' -ésima coluna da matriz resultante pela multiplicação da matriz de combinação \mathbf{V} pela matriz $\boldsymbol{\alpha}_N$ e pela inversa da matriz de correlação \mathbf{S}_M , onde $u' = u + (i - 1)K$, para $1 \leq i \leq N$.

Considerando que o filtro descorrelacionador do receptor MDD vê um sistema com K usuários, como se na verdade houvessem KL usuários, a expressão matemática da AME média para este receptor é obtida a partir da consideração inicial de um sistema com dois usuários e um único percurso. Posteriormente, a expressão obtida é generalizada para K usuários e L percursos usando a análise de carga constante feita na seção 3.1.3. Ademais, vamos considerar que $E[\alpha^2] = 1$, para todas as amplitudes de desvanecimento.

Caso síncrono

Para o caso síncrono podemos simplificar o cálculo da AME considerando apenas os elementos da matriz de correlação em um determinado intervalo de tempo i . Inicialmente será feita a análise de um sistema síncrono com dois usuários e um único percurso e posteriormente cada percurso a mais será visto pelo sistema como um usuário diferente no sistema. Assim, a matriz \mathbf{S}_M é dada por:

$$\mathbf{S}_M = \begin{pmatrix} 1 & \rho_{1,2} \cos(\phi_1 - \phi_2) \\ \rho_{1,2} \cos(\phi_1 - \phi_2) & 1 \end{pmatrix} \quad (3.38)$$

A inversa da matriz \mathbf{S}_M , é dada por:

$$\mathbf{S}_M^{-1} = \frac{1}{1 - \rho_{1,2}^2 \cos^2(\phi_1 - \phi_2)} \begin{pmatrix} 1 & -\rho_{1,2} \cos(\phi_1 - \phi_2) \\ -\rho_{1,2} \cos(\phi_1 - \phi_2) & 1 \end{pmatrix} \quad (3.39)$$

Usando a definição dada em (3.37) e considerando o primeiro elemento da matriz \mathbf{S}_M^{-1} , a AME para o caso síncrono é dado por:

$$\eta_1 = 1 - \rho_{1,2}^2 \cos^2(\phi_1 - \phi_2). \quad (3.40)$$

Do ponto de vista médio, temos que:

$$\bar{\eta}_1 = 1 - E[\rho_{1,2}^2] E[\cos^2(\phi_1 - \phi_2)]. \quad (3.41)$$

Supondo o uso de seqüências de espalhamento aleatórias, temos que os valores quadráticos médios da função de correlação $E[\rho_{1,2}^2] = \frac{1}{G'}$ [11] e considerando que as fases são uniformemente distribuídas, i.e. $E[\cos^2(\phi_k - \phi_u)] = \frac{1}{2}$, a AME média é dada por:

$$\bar{\eta}_1 = 1 - \frac{1}{2G'}. \quad (3.42)$$

Usando o mesmo procedimento de conservação da carga descrito na seção 3.1.3, a

AME média para o caso síncrono e de forma geral para um sistema com K usuários e L percursos é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{KL - 1}{2G}, \quad \text{caso síncrono.} \quad (3.43)$$

Caso Assíncrono

Para o caso assíncrono, considerando $N = 3$ intervalos de tempo, dois usuários e um percurso, a matriz \mathbf{S}_M é dada por:

$$\mathbf{S}_M = \begin{pmatrix} 1 & M_1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ M_1 & 1 & M_4 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & M_4 & 1 & M_2 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & M_2 & 1 & M_5 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & M_5 & 1 & M_3 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & M_3 & 1 \end{pmatrix}, \quad (3.44)$$

onde

$$\begin{aligned} M_1 &= \rho_{1,2} \cos\left(\phi_1(i-1) - \phi_2(i-1)\right) \\ M_2 &= \rho_{1,2} \cos\left(\phi_1(i) - \phi_2(i)\right) \\ M_3 &= \rho_{1,2} \cos\left(\phi_1(i+1) - \phi_2(i+1)\right) \\ M_4 &= \rho_{1,2} \cos\left(\phi_1(i) - \phi_2(i-1)\right) \\ M_5 &= \rho_{1,2} \cos\left(\phi_1(i+1) - \phi_2(i)\right). \end{aligned}$$

Usando a definição dada em (3.37), invertendo a matriz \mathbf{S}_M e considerando que $E[\alpha^2] = 1$ e o primeiro usuário no instante de tempo i , a AME para o caso assíncrono é dada pela

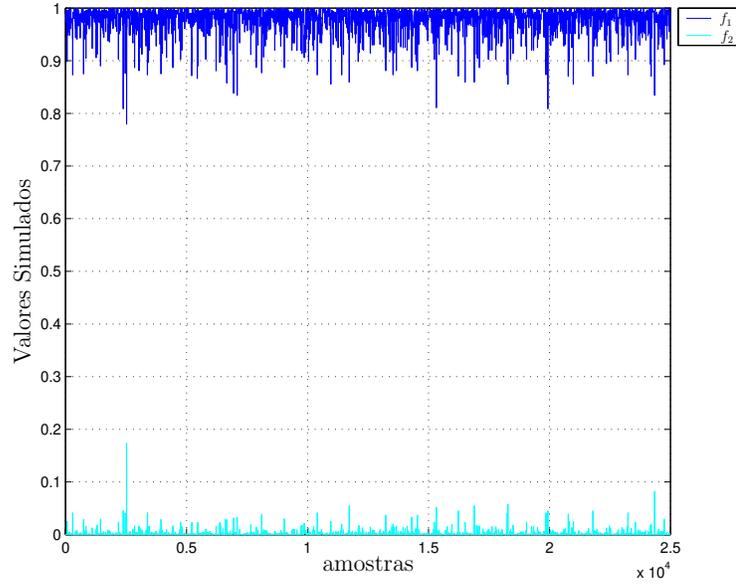


Figura 3.6: Simulação para comprovar (3.47).

seguinte aproximação:

$$\eta_1(i) \approx \frac{1 - M_1^2 - M_2^2 - M_3^2 - M_4^2 - M_5^2}{1 - M_1^2 - M_3^2 - M_5^2} \quad (3.45)$$

$$\approx 1 - M_2^2 - M_4^2 - \frac{(M_2^2 + M_4^2)(M_1^2 + M_3^2 + M_5^2)}{1 - M_1^2 - M_3^2 - M_5^2}. \quad (3.46)$$

Do ponto de vista médio tem-se que:

$$E[1 - M_2^2 - M_4^2] \gg E \left[\frac{(M_2^2 + M_4^2)(M_1^2 + M_3^2 + M_5^2)}{1 - M_1^2 - M_3^2 - M_5^2} \right]. \quad (3.47)$$

Na Fig. 3.6 são apresentados os resultados de simulação de 25.000 amostras para comprovar (3.47), onde $f_1 = 1 - M_2^2 - M_4^2$ e $f_2 = \frac{(M_2^2 + M_4^2)(M_1^2 + M_3^2 + M_5^2)}{1 - M_1^2 - M_3^2 - M_5^2}$. Os valores médios obtidos na simulação foram $E[f_1] = 0,9778$ e $E[f_2] = 0,0021$.

Isto permite aproximar a AME média da seguinte forma:

$$\begin{aligned} \overline{\eta_1(i)} &\cong 1 - E[M_2^2] - E[M_4^2] \\ &\cong 1 - E[\rho_{1,2}^2] E[\cos^2(\phi_1(i) - \phi_2(i))] - E[\rho_{2,1}^2] E[\cos^2(\phi_1(i) - \phi_2[i-1])]. \end{aligned} \quad (3.48)$$

Supondo o uso de seqüências de espalhamento aleatórias, temos que o valor quadrático médio dos elementos de correlação $E[\rho_{1,2}^2]$ e $E[\rho_{2,1}^2]$ para o caso assíncrono é $\frac{1}{3G}$ [11] e considerando que as fases sejam uniformemente distribuídas i.e. $E[\cos^2(\phi_1(i) - \phi_2(i))] = E[\cos^2(\phi_1(i) - \phi_2[i-1])] = \frac{1}{2}$. Assim, a AME média para dois usuários é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{1}{3G}. \quad (3.49)$$

Usando o mesmo procedimento de conservação da carga descrito na seção 3.1.3, a AME média para o caso síncrono para um sistema com K usuários e L percursos é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{KL - 1}{3G}, \quad \text{caso assíncrono.} \quad (3.50)$$

3.3 Probabilidade de Erro de Bit

A probabilidade de erro de bit média de um sistema DS-CDMA que utiliza seqüências aleatórias no processo de espalhamento em um canal seletivo em freqüência com desvanecimento do tipo Rayleigh com L percursos resolvíveis e modulação BPSK, é dada por [7]:

$$P_b = \left(\frac{1-\nu}{2}\right)^L \sum_{n=0}^{L-1} \binom{L-1+n}{n} \left(\frac{1+\nu}{2}\right)^n, \quad (3.51)$$

onde

$$\nu = \sqrt{\frac{\bar{\gamma}_b}{L + \bar{\gamma}_b}}, \quad (3.52)$$

onde $\bar{\gamma}_b$ é a relação-sinal-ruído mais interferência (SIR) média. Para um sistema DS-CDMA que use detecção MUD-D, a SIR média é dada por [11]:

$$\bar{\gamma}_b = \frac{E_b}{N_0} \bar{\eta}, \quad (3.53)$$

onde E_b/N_0 é a relação sinal-ruído para o usuário u , dada em (2.46).

Em (3.53), $\bar{\eta} \leq 1$ é a AME média, cujas expressões foram calculadas para o RDD e MDD nas seções anteriores e são reescritas a seguir:

$$\overline{\eta_{RDD}} \cong \begin{cases} 1 - \frac{K-1}{2G} & \text{Caso Síncrono} \\ 1 - \frac{K-1}{3G} & \text{Caso Assíncrono,} \end{cases} \quad (3.54)$$

e

$$\overline{\eta_{MDD}} \cong \begin{cases} 1 - \frac{KL-1}{2G} & \text{Caso Síncrono} \\ 1 - \frac{KL-1}{3G} & \text{Caso Assíncrono} \end{cases} \quad (3.55)$$

3.4 Resultados

A Fig. 3.7 mostra uma comparação dos valores teóricos da AME média obtida nas seções anteriores para os detetores descorrelacionadores RDD e MDD, com os valores simulados usando o método de Monte Carlo para $G = 32$ e $L = 3$. As curvas de AME são apresentadas em função do carregamento do sistema, $(K-1)/G$. Podemos observar a concordância entre os valores teóricos e simulados. Existe somente uma divergência entre as curvas para o caso assíncrono usando o receptor MDD, quando o carregamento é maior aos 50%, devido às aproximações feitas para a obtenção da AME média.

A seguir, são comparados os resultados da probabilidade de erro de bit média, teóricos e simulados, obtidos tanto para o caso MDD, quanto para o RDD, considerando um sistema DS-CDMA, em um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh, seqüências de espalhamento aleatórias, modulação BPSK, $L = 3$ e $E_b/N_0 = 10$. Também são apresentados resultados obtidos de um sistema DS-CDMA que usa na ERB somente um banco de receptores do tipo Rake, o que permite comparar o ganho em desempenho do MDD e do RDD em relação à detecção convencional num canal com múltiplos percursos.

As Fig. 3.8 e 3.9 apresentam as curvas da probabilidade de erro de bit média em função

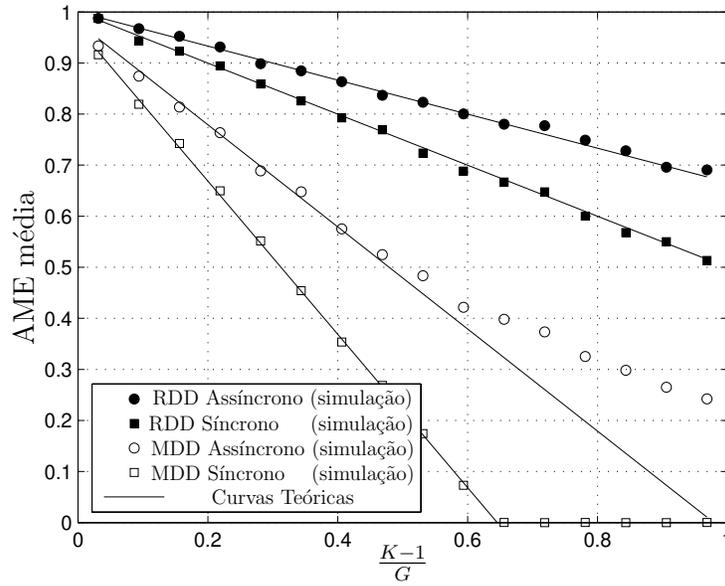


Figura 3.7: Comparação Teórica e Simulada da Eficiência Assintótica Multiusuário Média em Função do Carregamento do Sistema para os Detectores RDD e MDD, considerando $L = 3$ Percursos.

do carregamento, para um sistema DS-CDMA síncrono e assíncrono, respectivamente. Para o caso síncrono podemos observar a concordância exata entre as curvas teóricas com as curvas simuladas para ambos receptores. O receptor MDD apresenta ganho em relação ao banco de receptores Rake para um carregamento menor que 0,5. Para valores grandes de carregamento, o desempenho do MDD piora consideravelmente, já que o aumento da dimensão da matriz de correlações produz matrizes singulares, conseqüentemente com problemas de inversão. Cabe mencionar que na literatura [25, 26] o receptor MDD é analisado sempre para um sistema CDMA com um carregamento máximo de 0,15, onde podemos observar que o MDD apresenta um bom desempenho comparado com o banco de receptores Rake. Por outro lado, os resultados mostram que o receptor RDD apresenta sempre um desempenho melhor que o MDD.

Para um sistema assíncrono podemos observar a perfeita concordância das curvas teóricas e simuladas para o receptor RDD, mas para o receptor MDD, a concordância é boa até um carregamento de aproximadamente 0,5. Para valores maiores de carregamento a expressão teórica para o MDD pode ser considerada como um limitante superior. Para este

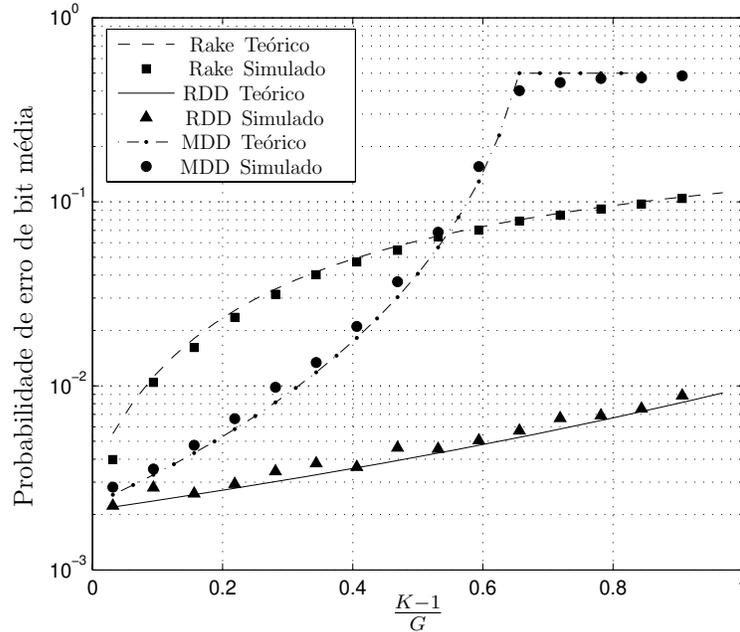


Figura 3.8: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema CDMA Síncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.

caso, podemos também observar o ganho de desempenho que o receptor RDD apresenta sobre os outros modelos.

No que se refere à complexidade computacional do filtro descorrelacionador dos receptores RDD e MDD, as expressões (3.11) e (3.36), respectivamente, foram validadas através de simulação, calculando o número médio de multiplicações implicadas nos algoritmos de detecção. Assim, a Fig. 3.10 apresenta a comparação das curvas teóricas e simuladas da complexidade computacional dos receptores RDD e MDD, em função do número de usuários, considerando $L = 3$, $G = 32$ e blocos de $N = 3$ bits, onde podemos observar a concordância das expressões obtidas com os resultados de simulação.

A Fig. 3.10 apresenta a relação entre a complexidade do MDD e a complexidade do RDD, em função do número de usuários e parametrizado pelo número de percursos L , considerando blocos de $N = 3$ bits. Podemos observar que quanto maior for o número de usuários e o número de percursos, maior é o ganho de complexidade do receptor RDD em relação ao receptor MDD.

A vantagem prática do receptor RDD sobre o receptor MDD é dramática, tanto do

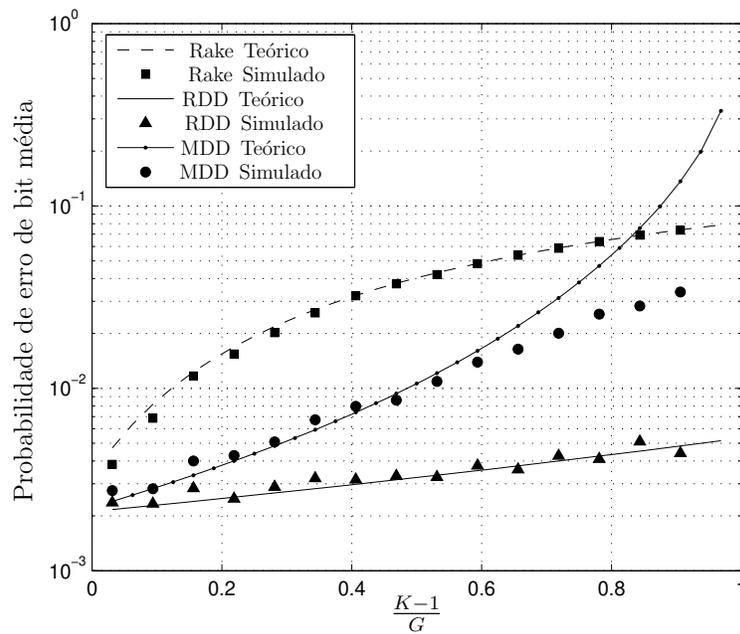


Figura 3.9: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema CDMA Assíncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.

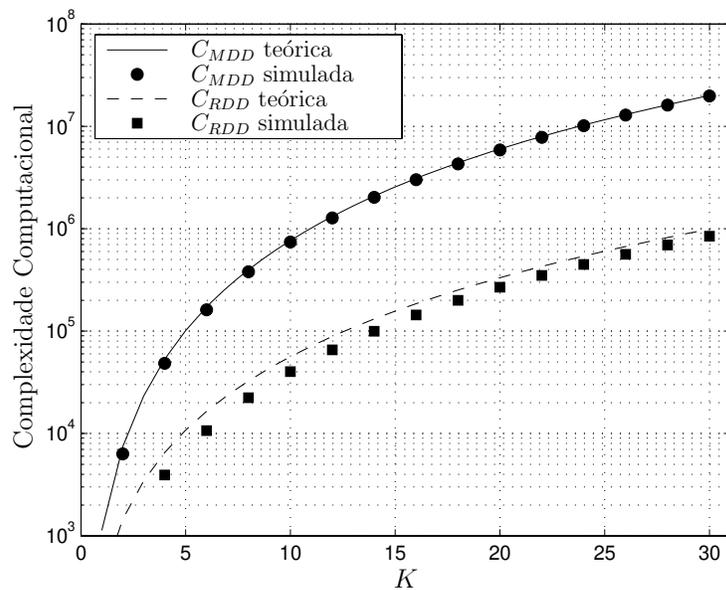


Figura 3.10: Comparação da Complexidade Computacional Teórica e Simulada para os Receptores MDD e RDD.

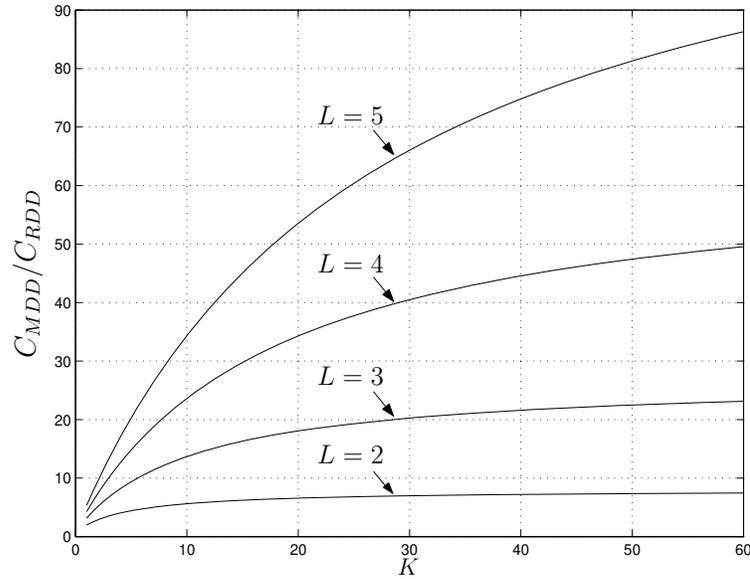


Figura 3.11: Complexidade Relativa entre MDD e RDD em Função do Número de Usuários parametrizado pelo Número de Percursos para Tamanho de Bloco $N=3$.

ponto de vista de desempenho, quanto de complexidade. Ele pode ser implementado diretamente a partir de um banco de receptores Rake, um para cada usuário do sistema. O filtro descorrelacionador deste receptor usa diretamente as saídas de cada receptor Rake e aproveita as amplitudes do desvanecimento e fase do canal já conhecidas pelo banco de receptores Rake, para prover diversidade.

Capítulo 4

Receptores MUD-D e Arranjo de Antenas

Neste capítulo vamos fazer a análise de três modelos de detecção multiusuário para canais seletivos em frequência usando um arranjo de antenas. Os dois primeiros modelos utilizam um detector MDD ou RDD para cada antena do arranjo, respectivamente. O terceiro modelo utiliza um banco de receptores Rake-2D seguido por um filtro descorrelacionador que elimina a interferência MIP e MAI do arranjo de antenas. Este último receptor será definido como RDD-2D (*Rake-2D Decorrelating Detector*).

4.1 Modelo do sistema

Considere o enlace reverso de um sistema DS-CDMA assíncrono com um total de K usuários distribuídos uniformemente no interior de uma célula, onde cada usuário transmite sinais BPSK. Cada ERM é equipada com uma antena omnidirecional, enquanto que na ERB é empregado um arranjo linear uniforme de M antenas igualmente espaçadas entre si. Vamos considerar controle de potência perfeito realizado pela ERB, um canal seletivo em frequência com L caminhos resolvíveis e um receptor com detecção multiusuário na ERB.

Como já vimos em (2.16), a envoltória complexa do sinal recebido na m -ésima antena

da ERB é dado por:

$$r_m(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K A_k a_m(\theta_{kl}) b_k(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) + n_m(t). \quad (4.1)$$

O ruído na m -ésima antena da ERB é modelada por uma variável aleatória complexa do tipo gaussiana, $n_m(t)$, cujas partes real e imaginária são independentes e cada uma possui densidade espectral de potência $N_0/2$.

Considere um arranjo linear uniforme de M antenas, com espaçamento d entre duas antenas adjacentes. Para um canal seletivo em frequência, a direção de chegada, θ_{kl} , para o l -ésimo percurso do k -ésimo usuário é modelada por uma variável aleatória uniformemente distribuída no intervalo $[0, 2\pi]$. Assim, o vector de assinatura espacial é dado por (veja seção 2.9.2):

$$\mathbf{a}(\theta_{kl}) = \left[a_1(\theta_{kl}) \quad a_2(\theta_{kl}) \quad \dots \quad a_m(\theta_{kl}) \quad \dots \quad a_M(\theta_{kl}) \right]^T, \quad (4.2)$$

onde

$$a_m(\theta_{kl}) = \frac{\alpha_{klm}}{\sqrt{M}} \exp \left[j \left(\phi_{kl} + \frac{2\pi d(m-1)}{\lambda} \text{sen}(\theta_{kl}) \right) \right], \quad (4.3)$$

onde α_{klm} representa a atenuação introduzida no l -ésimo percurso entre a m -ésima antena e o k -ésimo usuário, ϕ_{kl} representa a fase do canal no l -ésimo percurso do k -ésimo usuário. O desvanecimento associado aos múltiplos percursos é considerado independente e identicamente distribuído, o que implica em $E[\alpha_{klm}^2] = E[\alpha^2]$.

O sinal recebido na ERB pelo arranjo é expresso em notação vetorial como:

$$\mathbf{r}(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K \mathbf{a}(\theta_{kl}) A_k b_k(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) + \mathbf{n}(t), \quad (4.4)$$

onde

$$\mathbf{r}(t) = \left[r_1(t) \quad r_2(t) \quad \dots \quad r_m(t) \quad \dots \quad r_M(t) \right]^T, \quad (4.5)$$

e $\mathbf{n}(t)$ representa o vector de envoltória complexa do ruído aditivo gaussiano, dado por:

$$\mathbf{n}_A(t) = \left[n_1(t) \quad n_2(t) \quad \dots \quad n_m(t) \quad \dots \quad n_M(t) \right]^T. \quad (4.6)$$

4.2 Modelo Matricial

Nesta seção vamos definir a matriz de assinatura espacial que junto às matrizes e vetores já definidos na seção 2.10.2 permitem a modelagem de um sistema CDMA em forma matricial, considerando no processo de detecção uma janela de deslizamento de comprimento N [11].

4.2.1 Vector de assinatura espacial

Para representar os elementos da m -ésima antena do vector de assinatura espacial dados em (4.3) no instante i , considerando todos os L percursos do k -ésimo usuário, vamos definir um vector de ordem $1 \times L$ dado por:

$$\mathbf{d}_{mk}(i) = \begin{bmatrix} a_m(\theta_{k1})(i) & a_m(\theta_{k2})(i) & \dots & a_m(\theta_{kL})(i) \end{bmatrix}. \quad (4.7)$$

Concatenando o vector $\mathbf{d}_{mk}(i)$ para todos usuários, obtemos um vector de ordem $1 \times KL$, dado por:

$$\mathbf{D}_m(i) = \begin{bmatrix} \mathbf{d}_{m1}(i) & \mathbf{d}_{m2}(i) & \dots & \mathbf{d}_{mK}(i) \end{bmatrix}. \quad (4.8)$$

Concatenando os vetores $\mathbf{D}_m(i)$ para os N instantes de tempo, obtemos uma matriz de ordem $NKL \times NKL$, dada por:

$$\mathbf{D}_{mN} = \text{diag} \left\{ \mathbf{D}_m \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{D}_m(i-1) \quad \mathbf{D}_m(i) \quad \mathbf{D}_m(i+1) \dots \mathbf{D}_m \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right\} \quad (4.9)$$

4.3 Modelo dos Receptores MDD e RDD

Nesta seção são apresentados os modelos de receptores multiusuário para canais seletivos em frequência que utilizam arranjo de antenas, onde são usados bancos de receptores RDD ou MDD para cada antena do arranjo, como se mostra nas Fig. 4.1 e 4.2, respectivamente.

Para estes modelos é usado o receptor RDD dado na seção 3.1.1 ou receptor MDD

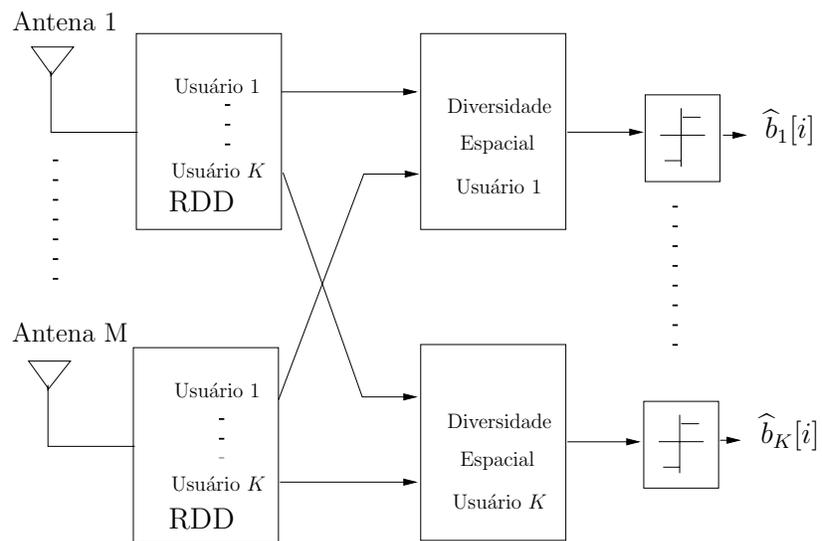


Figura 4.1: Receptor para Canais Seletivos em Freqüência RDD e Arranjo de Antenas.

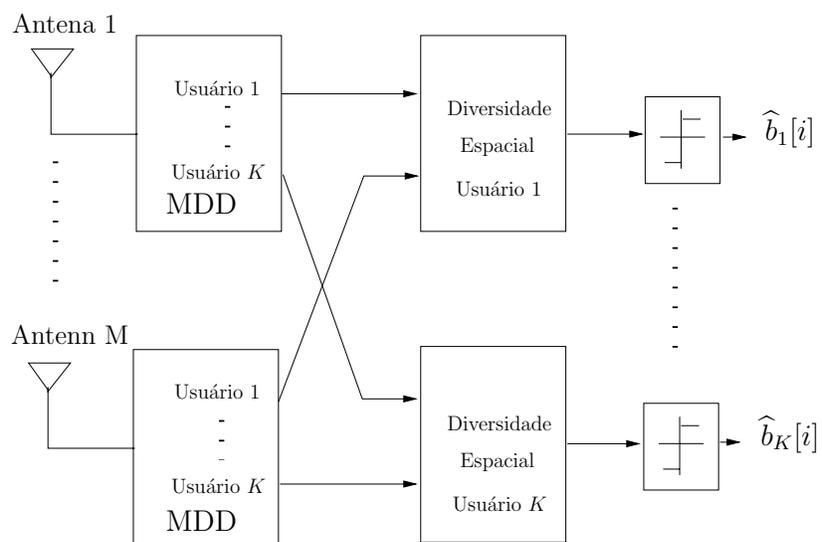


Figura 4.2: Receptor para Canais Seletivos em Freqüência MDD e Arranjo de Antenas.

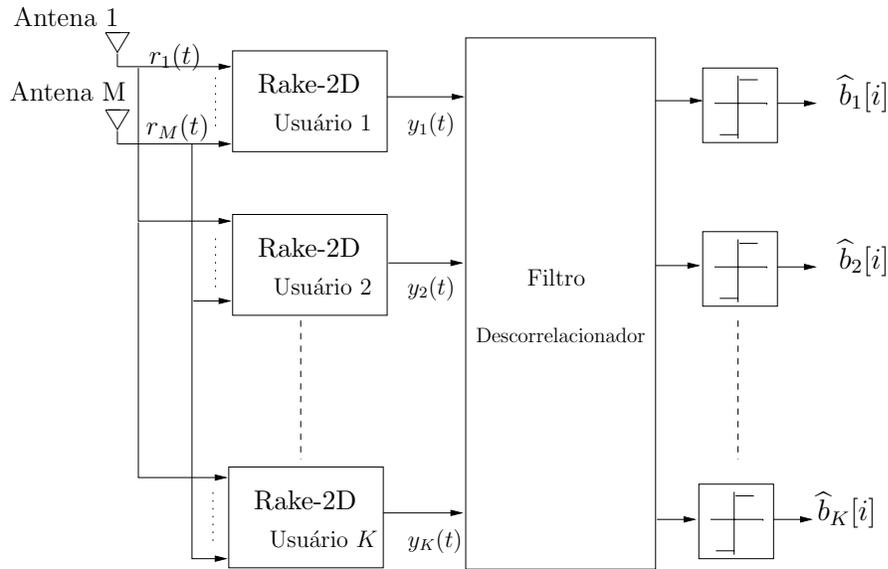


Figura 4.3: Receptor para Canais Seletivos em Frequência RDD-2D.

dado na seção 3.2.1 para cada antena, considerando as fases do canal, o ângulo de chegada e as amplitudes do desvanecimento em cada percurso de cada usuário conhecidos.

Para estes dois tipos de modelos de receptores, a complexidade computacional para os processos de detecção baseados nos cálculos feitos nas seções 3.1.2 e 3.2.2, são dadas por:

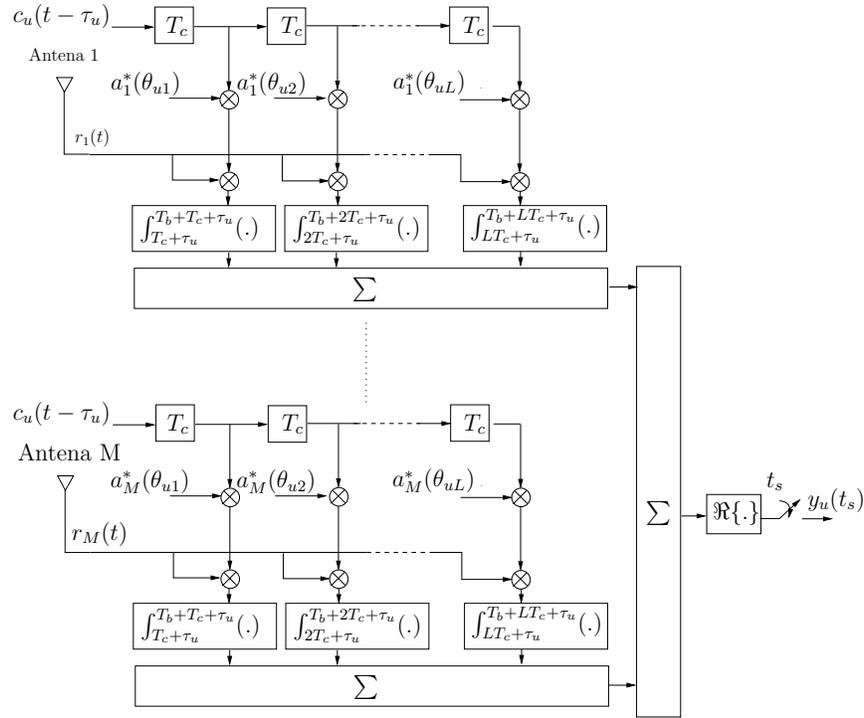
$$\begin{aligned} C_{\text{Arranjo-RDD}} &= MC_{\text{RDD}} & (4.10) \\ &= M(NK)^3 + (3L^2 + L + 2)M(NK)^2 + 5MNKL. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} C_{\text{Arranjo-MDD}} &= MC_{\text{MDD}} & (4.11) \\ &= M(NKL)^3 + 5M(NKL)^2. \end{aligned}$$

A análise de desempenho em função da probabilidade de erro de bit para estes dos receptores é apresentada na seção 4.6.

4.4 Modelo do Receptor RDD-2D

O receptor RDD-2D (*Rake-2D Decorrelating Detector*) é mostrado na Fig. 4.3. Este receptor é formado por um banco de K receptores Rake-2D, seguido por um filtro descorrelacionador usado com o objetivo de eliminar, tanto a interferência MAI, quanto a MPI.


 Figura 4.4: Receptor Rake-2D para o u -ésimo Usuário.

O receptor do tipo Rake-2D é usado com o objetivo de coletar a energia das M antenas e dos L percursos de cada usuário. A Fig. 4.4 mostra o receptor Rake-2D para um usuário alvo u . A variável de decisão para o u -ésimo usuário com a amostragem no instante de tempo $t_s = T_b + LT_c + \tau_u$ é dada por:

$$y_u(t_s) = \Re \left\{ \sum_{n=1}^L \int_{nT_c + \tau_u}^{T_b + nT_c + \tau_u} \mathbf{a}^H(\theta_{un}) \mathbf{r}(t) c_u(t - nT_c - \tau_u) dt \right\}, \quad (4.12)$$

onde $(\cdot)^H$ representa a operação hermitiana.

4.4.1 Detecção Descorrelacionadora RDD-2D

As saídas do banco de K receptores Rake-2D para o i -ésimo bit de informação podem ser escritas como um vetor de ordem $1 \times K$, dado por:

$$\mathbf{y}(i) = \begin{bmatrix} y_1(i) & y_2(i) & \dots & y_u(i) & \dots & y_K(i) \end{bmatrix}, \quad (4.13)$$

onde cada elemento y_u no instante i é dado por (4.12). As saídas dos K receptores Rake-2D concatenadas nos N intervalos de tempo são escritas em um vetor de ordem $NK \times 1$, definido como:

$$\mathbf{y}_{2D} = \left[\mathbf{y} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{y}(i-1) \quad \mathbf{y}(i) \quad \mathbf{y}(i+1) \dots \mathbf{y} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right]^T. \quad (4.14)$$

Usando as definições matriciais dadas nas seções 2.10.2 e 4.2, podemos expressar o vetor \mathbf{y}_{2D} como:

$$\mathbf{y}_{2D} = \mathbf{S}_{2D} \mathbf{A} \mathbf{b}_N + \Re\{\mathbf{n}\}, \quad (4.15)$$

onde

$$\mathbf{S}_{2D} = \Re \left\{ \sum_{m=1}^M \mathbf{V} \mathbf{D}_{mN}^* \mathbf{R}_{NL} \mathbf{D}_{mN} \mathbf{V}^T \right\} \quad (4.16)$$

é uma matriz de dimensão $NK \times NK$ e \mathbf{n} é um vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo na saída do banco de receptores Rake-2D para os N intervalos de tempo, cujos valores são representados por uma variável aleatória gaussiana de média nula e variância $\sigma_n^2 = \frac{N_0 T_b}{2} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{unm}^2$.

Multiplicando à esquerda a expressão (4.15) por \mathbf{S}_{2D}^{-1} podemos estimar os bits de informação. Entretanto, o ganho de diversidade obtido pelo banco de receptores Rake-2D é completamente eliminado como no receptor RDD. Por este motivo definiremos a matriz de compensação \mathbf{F} de dimensão $NK \times NK$, dada por:

$$\mathbf{F}_N = \text{diag} \left\{ \mathbf{F} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{F}(i-1) \quad \mathbf{F}(i) \quad \mathbf{F}(i+1) \dots \mathbf{F} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right\}, \quad (4.17)$$

onde

$$\mathbf{F}(i) = \left[\sum_{m=1}^M \sum_{l=1}^L \frac{\alpha_{1lm}^2}{M} (i) \quad \sum_{m=1}^M \sum_{l=1}^L \frac{\alpha_{2lm}^2}{M} (i) \quad \dots \quad \sum_{m=1}^M \sum_{l=1}^L \frac{\alpha_{Klm}^2}{M} (i) \right]. \quad (4.18)$$

Assim, usando (4.15) e (4.17), os bits de informação dos K usuários para os N intervalos

de tempo podem ser estimados usando a seguinte expressão:

$$\hat{\mathbf{b}}_N = \text{sgn} \left\{ \mathbf{F}_N \mathbf{S}_{2D}^{-1} \mathbf{y}_{2D} \right\}. \quad (4.19)$$

4.5 Eficiência assintótica multiusuário

Para o receptor RDD-2D, a eficiência assintótica média (AME) do u -ésimo usuário no i -ésimo instante de tempo, é definida pela seguinte expressão:

$$\eta_u(i) = \frac{1}{[\mathbf{F}_N \mathbf{S}_{2D}^{-1}]_{u'u'}}, \quad (4.20)$$

onde $[\mathbf{F}_N \mathbf{S}_{2D}^{-1}]_{u'u'}$ representa o elemento da u' -ésima linha e u' -ésima coluna da matriz resultante de multiplicação da matriz de compensação \mathbf{F}_N com a inversa da matriz de correlação \mathbf{S}_{2D} , onde $u' = u + (i - 1)K$, para $1 \leq i \leq N$.

Caso síncrono

Para o caso síncrono, podemos simplificar o cálculo da AME considerando apenas os elementos da matriz de correlação no instante de tempo i . Para um sistema síncrono com dois usuários e L percursos, a matriz de correlação pode ser escrita como:

$$\mathbf{S}_{2D} = \begin{pmatrix} s_{11} & s_{12} \\ s_{21} & s_{22} \end{pmatrix}, \quad (4.21)$$

onde

$$\begin{aligned} s_{11} &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2 + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1lm} \alpha_{1nm} \cos(\varphi_{1lm} - \varphi_{1nm}) \rho_{1n,1l} \\ s_{22} &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2 + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm} \alpha_{2nm} \cos(\varphi_{2lm} - \varphi_{2nm}) \rho_{2n,2l} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 s_{12} &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{1nm} \alpha_{2lm} \cos(\varphi_{1nm} - \varphi_{2lm}) \rho_{1n,2l} \\
 s_{21} &= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm} \alpha_{1lm} \cos(\varphi_{2nm} - \varphi_{1lm}) \rho_{2n,1l},
 \end{aligned} \tag{4.22}$$

onde $\varphi_{klm} = \phi_{kl} + \frac{2\pi d(m-1)}{\lambda} \sin(\theta_{kl})$. Os elementos s_{11} e s_{22} contém os elementos correspondentes ao sinal de informação e à MPI do primeiro e segundo usuário, respectivamente, enquanto que s_{12} e s_{21} contém os elementos da MAI do primeiro e segundo usuário, respectivamente. Podemos observar que s_{12} e s_{21} são iguais, e portanto faremos $s = s_{12} = s_{21}$.

Calculando a inversa da matriz \mathbf{S}_{2D} , obtém-se que:

$$\mathbf{S}_{2D}^{-1} = \frac{1}{s_{11}s_{22} - s^2} \begin{pmatrix} s_{22} & -s \\ -s & s_{11} \end{pmatrix}, \tag{4.23}$$

Usando a definição dada em (4.20) para o caso síncrono, a AME para o primeiro usuário é calculada tomando o primeiro elemento da matriz \mathbf{S}_{2D}^{-1} e o primeiro elemento da matriz de compensação \mathbf{F} definida em (4.18), como segue:

$$\eta_1 = \frac{s_{11}s_{22} - s^2}{s_{22} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2}. \tag{4.24}$$

Substituindo (4.22) em (4.24), temos que:

$$\eta_1 = 1 + \frac{\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1nm} \alpha_{1lm} \cos(\varphi_{1nm} - \varphi_{1lm}) \rho_{1n,1l}}{\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2} - \frac{\left(\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{1nm} \alpha_{2lm} \cos(\varphi_{1nm} - \varphi_{2lm}) \rho_{1n,2l} \right)^2}{f_1 + f_2}, \tag{4.25}$$

onde

$$\begin{aligned}
 f_1 &= \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2 \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2, \\
 f_2 &= \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2 \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{n=1 \\ n \neq l}}^L \alpha_{2nm} \alpha_{2lm} \cos(\varphi_{2nm} - \varphi_{2lm}) \rho_{2n,2l}. \quad (4.26)
 \end{aligned}$$

Do ponto de vista médio podemos considerar que $E[f_1] \gg E[f_2]$. Isto permite expressar a AME média como:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{1}{M} E[\cos^2(\varphi_{1nm} - \varphi_{2lm})] E[\rho_{1n,2l}^2]. \quad (4.27)$$

Supondo o uso de seqüências de espalhamento aleatórias, temos que os valores quadráticos médios dos elementos de correlação $E[\rho_{1n,2l}^2] = \frac{1}{G'}$ [11], onde G' representa o ganho de processamento para dois usuários. Além considerando que as fases são uniformemente distribuídas, i.e. $E[\cos^2(\varphi_{kl} - \varphi_{un})] = \frac{1}{2}$, a AME média para o caso síncrono é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{1}{2G'M}. \quad (4.28)$$

Considerando que a carga $\frac{K-1}{G}$ não se altera, isto é $\frac{K-1}{G} = \frac{K'-1}{G'}$. Assim para $K' = 2$, temos que $G' = \frac{G}{K-1}$. Substituindo G' em (4.28) podemos escrever de forma geral a AME média em função de G e K como:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{K-1}{2GM}, \quad \text{caso síncrono.} \quad (4.29)$$

Caso assíncrono

Para o caso assíncrono, considerando $N = 3$, $K = 2$ usuários, L percursos e desconsiderando a MIP produzida em instantes de tempos diferentes, pelo fato dela ser desprezível,

a matriz \mathbf{S}_{2D} é dada aproximadamente por:

$$\mathbf{S}_{2D} \approx \begin{pmatrix} B_1 & B & 0 & 0 & 0 & 0 \\ B & B_2 & F & 0 & 0 & 0 \\ 0 & F & C_1 & C & 0 & 0 \\ 0 & 0 & C & C_2 & G & 0 \\ 0 & 0 & 0 & G & D_1 & D \\ 0 & 0 & 0 & 0 & D & D_2 \end{pmatrix}, \quad (4.30)$$

onde $B_1, B_2, B, C_1, C_2, C, D_1, D_2, D, F$ e G são dados na Tab. 4.1.

Tabela 4.1: Elementos da Matriz \mathbf{S}_{2D} para o Caso Assíncrono.

B_1	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i-1] + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1lm}[i-1] \alpha_{1nm}[i-1] \cos(\varphi_{1lm}[i-1] - \varphi_{1nm}[i-1]) \rho_{1n,1l}$
B_2	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i-1] + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i-1] \alpha_{2nm}[i-1] \cos(\varphi_{2lm}[i-1] - \varphi_{2nm}[i-1]) \rho_{2n,2l}$
B	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i-1] \alpha_{1lm}[i-1] \cos(\varphi_{2nm}[i-1] - \varphi_{1lm}[i-1]) \rho_{2n,1l}$
C_1	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1lm}[i] \alpha_{1nm}[i] \cos(\varphi_{1lm}[i] - \varphi_{1nm}[i]) \rho_{1n,1l}$
C_2	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i] + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i] \alpha_{2nm}[i] \cos(\varphi_{2lm}[i] - \varphi_{2nm}[i]) \rho_{2n,2l}$
C	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i] \alpha_{1lm}[i] \cos(\varphi_{2nm}[i] - \varphi_{1lm}[i]) \rho_{2n,1l}$
D_1	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i+1] + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1lm}[i+1] \alpha_{1nm}[i+1] \cos(\varphi_{1lm}[i+1] - \varphi_{1nm}[i+1]) \rho_{1n,1l}$
D_2	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i+1] + \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i+1] \alpha_{2nm}[i+1] \cos(\varphi_{2lm}[i+1] - \varphi_{2nm}[i+1]) \rho_{2n,2l}$
D	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i+1] \alpha_{1lm}[i+1] \cos(\varphi_{2nm}[i+1] - \varphi_{1lm}[i+1]) \rho_{2n,1l}$
F	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i-1] \alpha_{1lm}[i] \cos(\varphi_{2nm}[i-1] - \varphi_{1lm}[i]) \rho_{2n,1l}$
G	$= \frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i] \alpha_{1lm}[i+1] \cos(\varphi_{2nm}[i] - \varphi_{1lm}[i+1]) \rho_{2n,1l}$

No caso assíncrono, a AME para o primeiro usuário no instante i é obtida usando a expressão (4.20) e considerando o elemento da terceira linha e da terceira coluna da matriz inversa da matriz \mathbf{S}_{2D} e seu correspondente elemento da matriz \mathbf{F}_N . Desta forma

a AME é dada pela seguinte aproximação:

$$\eta_1(i) \approx \frac{A_1 A_2 B_1 B_2 C_1 C_2 - B^2 A_1 A_2 C_1 C_2 - D^2 A_1 B_2 C_1 C_2}{\frac{A_1 A_2 B_2 C_1 C_2}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i]} \quad (4.31)$$

$$\approx \frac{B_1}{\frac{1}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i]} - \frac{B^2}{\frac{B_2}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i]} - \frac{D^2}{\frac{A_2}{M} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i]}, \quad (4.32)$$

Substituindo os valores da Tab. 4.1 em (4.31) obtemos:

$$\begin{aligned} \eta_1(i) \approx & \frac{\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] + \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{1lm}[i] \alpha_{1nm}[i] \cos(\varphi_{1lm}[i] - \varphi_{1nm}[i]) \rho_{1n,1l}}{\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i]} \\ & - \frac{\left[\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i] \alpha_{1lm}[i] \cos(\varphi_{2nm}[i] - \varphi_{1lm}[i]) \rho_{2n,1l} \right]^2}{\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] \left[\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i] + \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i] \alpha_{2nm}[i] \cos(\varphi_{2lm}[i] - \varphi_{2nm}[i]) \rho_{2n,2l} \right]} \\ & - \frac{\left[\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{l=1}^L \alpha_{2nm}[i-1] \alpha_{1lm}[i] \cos(\varphi_{2nm}[i-1] - \varphi_{1lm}[i]) \rho_{2n,1l} \right]^2}{\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] \left[\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i-1] + \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i-1] \alpha_{2nm}[i-1] \cos(\varphi_{2lm}[i-1] - \varphi_{2nm}[i-1]) \rho_{2n,2l} \right]}. \end{aligned} \quad (4.33)$$

Do ponto de vista médio, da mesma forma que em (3.18), podemos mostrar que:

$$E \left[\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i] \right] \gg E \left[\sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i] \alpha_{2nm}[i] \cos(\varphi_{2lm}[i] - \varphi_{2nm}[i]) \rho_{2n,2l} \right]$$

e

$$E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] \sum_{n=1}^L \alpha_{2nm}^2[i-1] \right] \gg E \left[\sum_{n=1}^L \alpha_{1nm}^2[i] \sum_{n=1}^L \sum_{\substack{l=1 \\ l \neq n}}^L \alpha_{2lm}[i-1] \alpha_{2nm}[i-1] \cos(\varphi_{2lm}[i-1] - \varphi_{2nm}[i-1]) \rho_{2n,2l} \right].$$

Isto permite expressar a AME média da seguinte forma:

$$\bar{\eta}(i) \cong 1 - \frac{1}{M} E \left[\cos^2(\varphi_{1nm}[i] - \varphi_{2lm}[i]) \right] E[\rho_{1n,2l}^2] - \frac{1}{M} E \left[\cos^2(\varphi_{2nm}[i-1] - \varphi_{1lm}[i]) \right] E[\rho_{2n,1l}^2] \quad (4.34)$$

Supondo o uso de seqüências de espalhamento aleatórias, temos que o valor quadráticos

médios dos elementos de correlação $E[\rho_{1n,2l}^2]$ e $E[\rho_{2n,1l}^2]$ para o caso assíncrono é $\frac{1}{3G'}$ [11] e considerando que as fases são uniformemente distribuídas, i.e. $E[\cos^2(\varphi_{1nm}[i] - \varphi_{2lm}[i])] = E[\cos^2(\varphi_{2nm}[i - 1] - \varphi_{1lm}[i])] = \frac{1}{2}$. Assim, temos que a AME média para dois usuários e L percursos é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{1}{3G'M}. \quad (4.35)$$

Finalmente, usando o mesmo procedimento descrito para o caso síncrono, a AME média para o caso assíncrono de forma geral para K usuários e L percursos é dada por:

$$\bar{\eta} \cong 1 - \frac{K - 1}{3GM}. \quad (4.36)$$

4.5.1 Complexidade Computacional

O número total de operações que caracteriza a complexidade computacional do filtro decorrelacionador do receptor RDD-2D é conformado por:

- $3(NKL)^2 + (L + M - 1)(NK)^2 + 2NKL$ operações para obter a matriz \mathbf{S}_R ,
- $3NKL + (M - 1)(NK)^2$ operações para obter a matriz \mathbf{E}_N ,
- $(NK)^3$ operações para inverter a matriz \mathbf{S}_R ,
- $(NK)^2$ operações para multiplicar a matriz inversa pelas saídas dos receptores Rake,
- $(NK)^2$ operações para realizar a multiplicação pela matriz \mathbf{E}_N ,

obtendo assim a complexidade total:

$$C_{\text{RDD-2D}} = (NK)^3 + (3L^2 + L + 2M)(NK)^2 + 5NKL. \quad (4.37)$$

4.6 Probabilidade de erro de bit

A probabilidade de erro de bit média de um sistema DS-CDMA, que utilize um arranjo de antenas na ERB, seqüências aleatórias no processo de espalhamento, em um canal seletivo

em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh e modulação BPSK, foi obtida em [47] de acordo as análises feitas em [7], e é dada por:

$$P_b = \left(\frac{1-\nu}{2}\right)^{ML} \sum_{n=0}^{ML-1} \binom{ML-1+n}{n} \left(\frac{1+\nu}{2}\right)^n, \quad (4.38)$$

onde

$$\nu = \sqrt{\frac{\bar{\gamma}_b}{ML + \bar{\gamma}_b}}, \quad (4.39)$$

e $\bar{\gamma}_b$ é a relação-sinal-ruído mais interferência (SIR). Quando somente um banco de receptores Rake-2D é usado no processo de detecção, a SINR média é dada por [47]:

$$\bar{\gamma}_b \cong \begin{cases} \frac{1}{\frac{L-1}{GM} + \frac{K-1}{GM} + \frac{N_0}{E_b}} & \text{caso síncrono,} \\ \frac{1}{\frac{L-1}{GM} + \frac{2(K-1)}{3GM} + \frac{N_0}{E_b}} & \text{caso assíncrono.} \end{cases} \quad (4.40)$$

Para sistemas com detecção multiusuário, a SINR média é dada por [11]:

$$\bar{\gamma}_b = \frac{E_b}{N_0} \bar{\eta}, \quad (4.41)$$

onde $\bar{\eta}$ é a AME média obtida nas seções 3.1.3, 3.2.3 e 4.5 para cada um dos modelos de receptores analisados neste capítulo e cujos valores são resumidos a seguir:

- Arranjo-RDD

$$\bar{\eta}_{RDD} \cong \begin{cases} 1 - \frac{K-1}{2G} & \text{caso síncrono} \\ 1 - \frac{K-1}{3G} & \text{caso assíncrono,} \end{cases} \quad (4.42)$$

- Arranjo-MDD

$$\bar{\eta}_{MDD} \cong \begin{cases} 1 - \frac{LK-1}{2G} & \text{caso síncrono} \\ 1 - \frac{LK-1}{3G} & \text{caso assíncrono} \end{cases} \quad (4.43)$$

- RDD-2D

$$\overline{\eta_{RDD-2D}} \cong \begin{cases} 1 - \frac{K-1}{2GM} & \text{caso síncrono} \\ 1 - \frac{K-1}{3GM} & \text{caso assíncrono,} \end{cases} \quad (4.44)$$

4.7 Resultados

A seguir é comparado o desempenho dos detectores, Rake-2D, Arranjo-MDD, Arranjo-RDD e RDD-2D, considerando um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh, seqüências de espalhamento aleatórias, modulação BPSK, $M = 3$, $L = 3$ e $E_b/N_0 = 8$ dB. As Fig. 4.5 e 4.6 apresentam as curvas da probabilidade de erro de bit média em função do carregamento para sistemas DS-CDMA síncrono e assíncrono, respectivamente. Podemos observar a alta concordância que apresentam as curvas teóricas com as curvas simuladas para todos os receptores. O receptor Arranjo-MDD apresenta um pequeno ganho para um carregamento abaixo de 0,1 em relação ao receptor Rake-2D e posteriormente para valores maiores de carregamento o desempenho do Arranjo-MDD piora consideravelmente, já que o aumento de dimensão da matriz de correlações produz matrizes singulares, conseqüentemente com problemas de inversão. Podemos observar que o Arranjo-RDD já apresenta um melhor desempenho que o receptor Rake-2D para qualquer carregamento e que o receptor RDD-2D é o detector que apresenta o melhor desempenho.

A Fig. 4.7 mostra uma comparação dos valores teóricos da AME média obtidos para o receptor RDD-2D para caso síncrono e assíncrono, com valores simulados usando o método de Monte Carlo para $G = 32$, $M = 2$ e $L = 3$. As curvas são apresentadas em função do carregamento do sistema, $(K - 1)/G$. Podemos observar a concordância entre as curvas teóricas e simuladas.

As Fig. 4.8 e 4.9 mostram uma comparação da probabilidade de erro de bit média teórica e simulada, dos receptores Rake-2D e RDD-2D, para o caso síncrono e assíncrono, respectivamente, considerando $M = 2$, $L = 3$ e $E_b/N_0 = 10$ dB. Podemos observar a concordância das expressões obtidas neste capítulo para o RDD-2D, que apresenta o

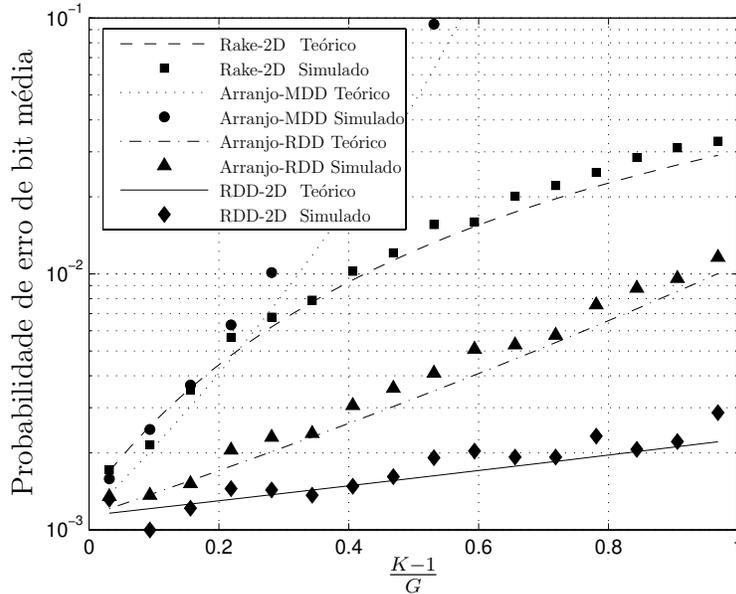


Figura 4.5: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Síncrono, considerando $M = 3$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

melhor desempenho.

O desempenho do receptor RDD-2D parametrizado pelo número de antenas utilizadas é apresentado nas Fig. 4.10 e 4.11 para o caso síncrono e assíncrono, respectivamente. São comparadas também as curvas teóricas com as simuladas, mostrando uma alta concordância entre elas.

As expressões de Complexidade Computacional dadas em (4.10), (4.11) e (4.37) para os receptores Arranjo-RDD, Arranjo-MDD e RDD-2D, respectivamente, foram validadas através de simulação, calculando o número médio de multiplicações implicadas nos algoritmos de detecção. Assim, a Fig. 4.12 apresenta a comparação das curvas teóricas e simuladas da complexidade computacional dos três receptores, em função do número de usuários, considerando $L = 3$, $M = 3$, $E_b/N_0 = 8$ dB, $G = 32$ e blocos de $N = 3$ bits para um sistema DS-CDMA assíncrono, onde podemos observar a concordância das expressões obtidas com os resultados de simulação.

As Fig. 4.13 e 4.14 apresentam a relação de complexidade do receptor RDD-2D sobre a complexidade do receptor Arranjo-MDD e sobre a complexidade do receptor Arranjo-RDD, respectivamente, em função do número de usuários, considerando blocos de $N = 3$

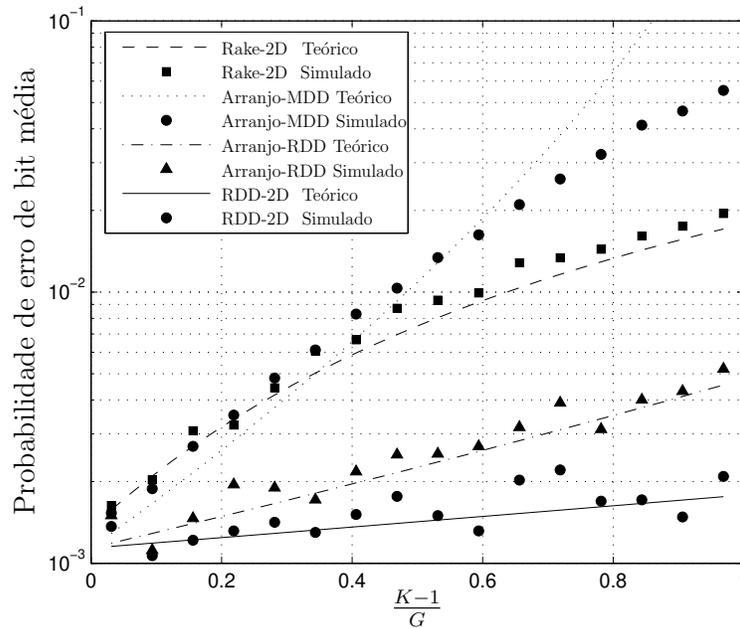


Figura 4.6: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-SS Assíncrono, considerando $M = 3$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

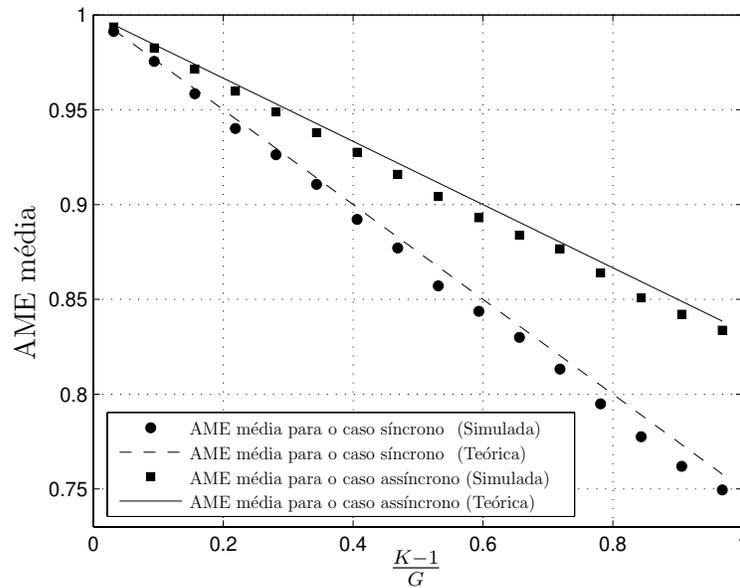


Figura 4.7: Comparação Teórica e Simulada da Eficiência Assintótica Multiusuário Média em Função do Carregamento do Sistema para o Detector RDD-2D, considerando $M = 2$ Antenas e $L = 3$ Percursos.

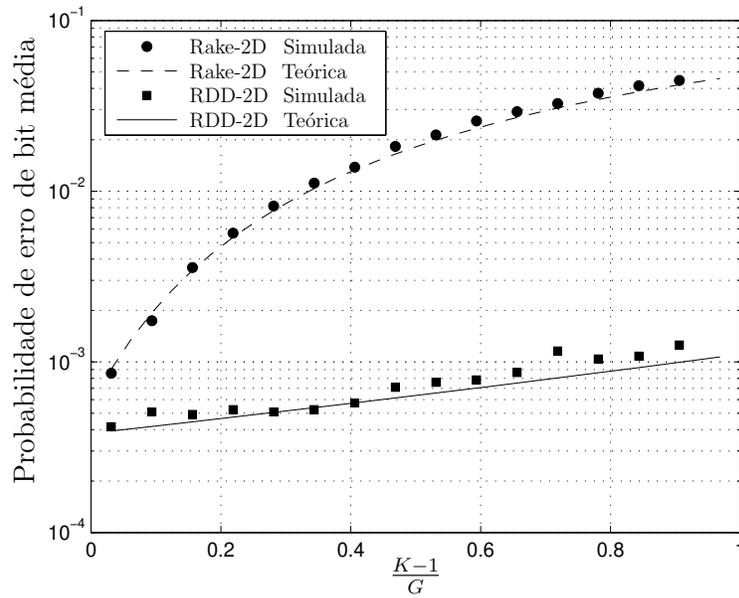


Figura 4.8: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-SS Sincrono, considerando $M = 2$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.

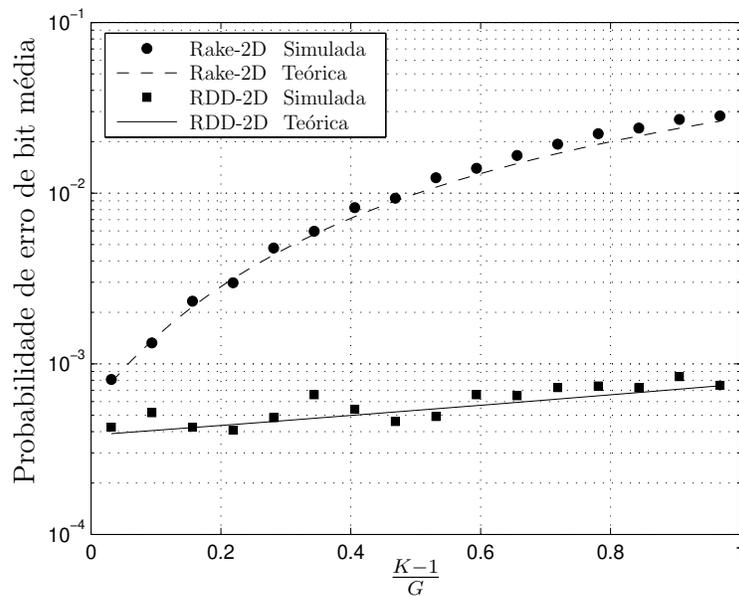


Figura 4.9: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-SS Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.

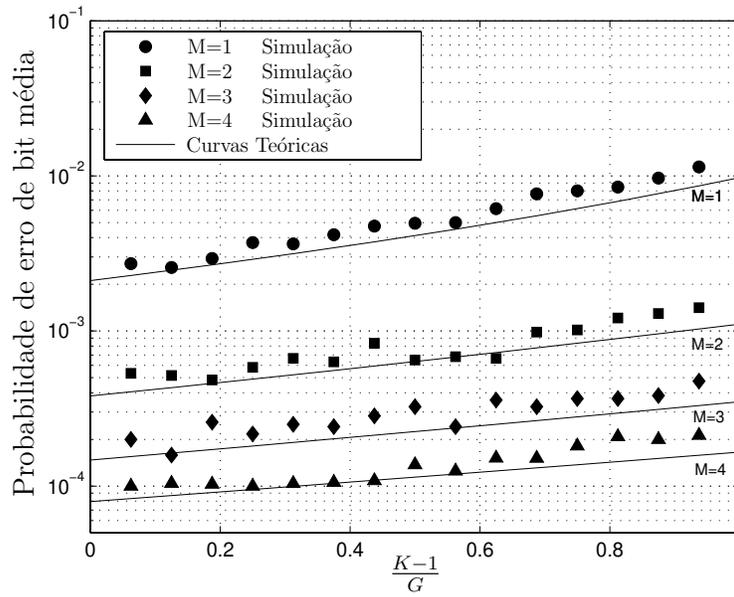


Figura 4.10: Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA RDD-2D Síncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.

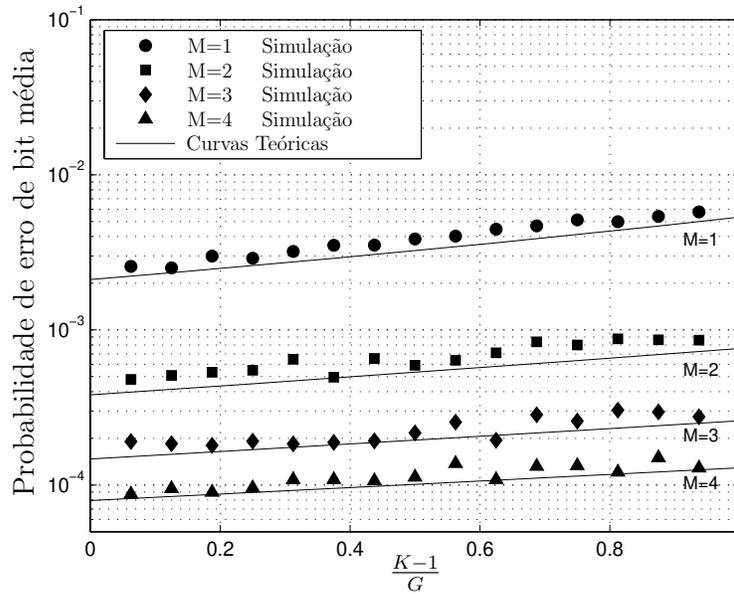


Figura 4.11: Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA RDD-2D Assíncrono, considerando $L = 3$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 10$ dB.

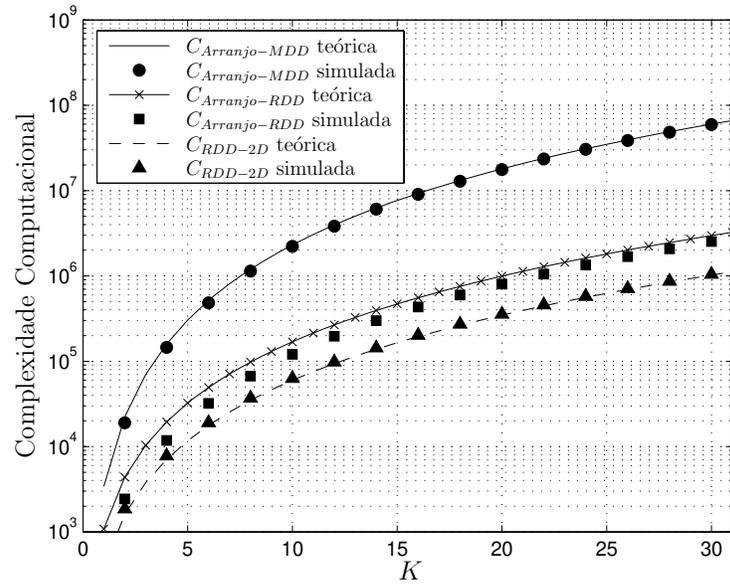


Figura 4.12: Comparação da Complexidade Computacional Teórica e Simulada para os Receptores Arranjo-MDD, Arranjo-RDD e RDD-2D.

bits e parametrizado pelo número de percursos L . Podemos observar nas duas comparações que quanto maior for o número de usuários e o número de percursos, maior será ganho de complexidade do receptor RDD-2D em relação aos outros receptores e que a complexidade do receptor Arranjo-MDD é muito maior que os outros.

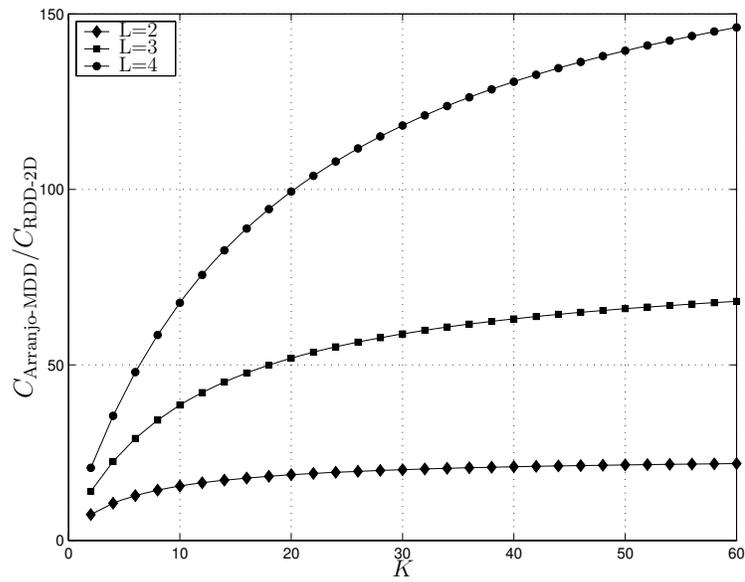


Figura 4.13: Ganho de Complexidade do Receptor RDD-2D sobre o Receptor Arranjo-MDD, em função do Número de Usuários para $N = 3$ e $M = 3$.

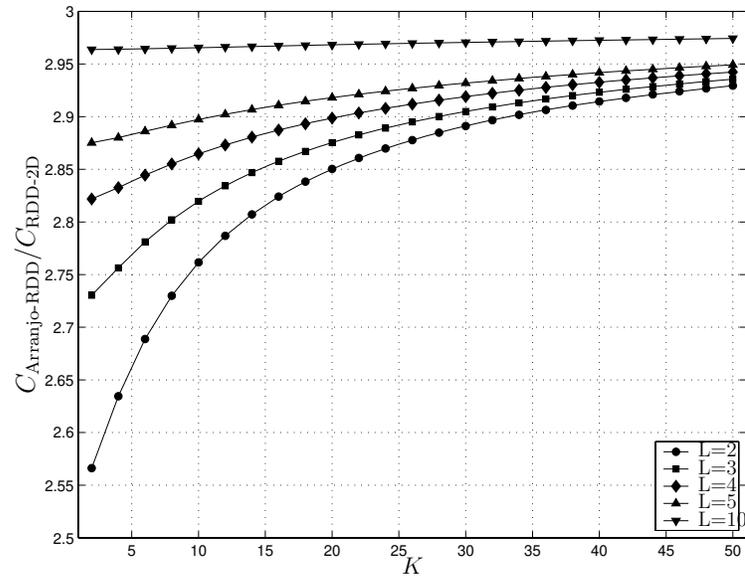


Figura 4.14: Ganho de Complexidade do Receptor RDD-2D sobre o Receptor Arranjo-RDD, em função do Número de Usuários para $N = 3$ e $M = 3$.

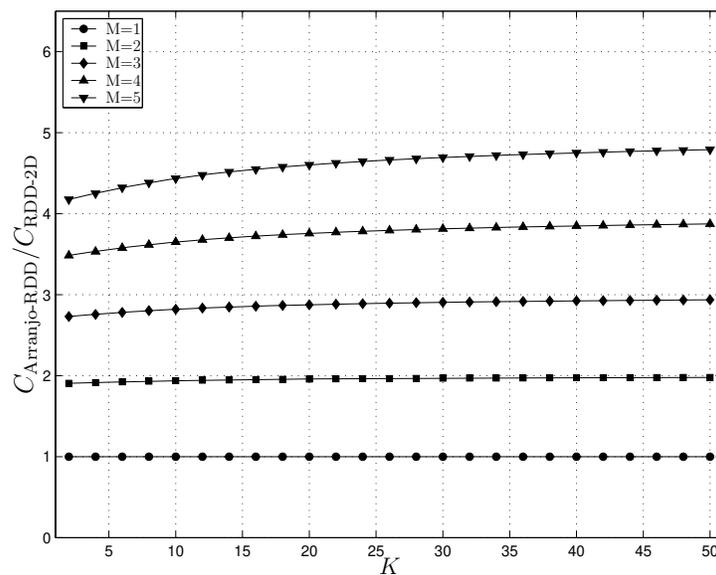


Figura 4.15: Ganho de Complexidade do Receptor RDD-2D sobre o Receptor Arranjo-RDD, em função do Número de Usuários para Tamanho de Bloco $N = 3$ e $L = 3$.

Capítulo 5

Receptores MUD-D e Códigos Corretores de Erros

Neste capítulo fazemos a análise de receptores multiusuário para canais seletivos em frequência, usando códigos corretores de erro do tipo convolucional ou turbo em conjunto com o detector RDD-2D apresentado no capítulo anterior.

5.1 Modelo do sistema

Considere o enlace reverso de um sistema DS-CDMA assíncrono com um total de K usuários distribuídos uniformemente no interior de uma célula, onde cada usuário transmite sinais BPSK usando codificação convolucional ou turbo. Cada ERM é equipada com uma antena omnidirecional enquanto que na ERB é empregado um arranjo linear uniforme com M antenas igualmente espaçadas entre si. Vamos considerar controle de potência perfeito realizado pela ERB, um canal seletivo em frequência com L caminhos resolvíveis e um receptor com detecção multiusuário na ERB.

Como já vimos em (4.1), a envoltória complexa do sinal recebido na m -ésima antena da ERB é dada por:

$$r_m(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K A_k a_m(\theta_{kl}) b_{c,k}(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) + n_m(t), \quad (5.1)$$

onde A_k representa a amplitude do sinal transmitido, $b_{c,k}(t)$ a seqüência de símbolos de

informação codificados, c_k a seqüência de espalhamento espectral e τ_k o atraso relativo do usuário k no canal. Além disso, o intervalo de bit do sinal de informação codificado é dado por $T_{bc} = r_c T_b$, onde r_c é a taxa de codificação. Finalmente, o ruído no receptor na m -ésima antena é modelada por uma variável aleatória complexa do tipo gaussiana, $n_m(t)$, cujas partes real e imaginária são independentes e cada uma possui densidade espectral de potência $\frac{N_0}{2}$.

Considere um arranjo linear uniforme de M antenas, com espaçamento d entre duas antenas adjacentes. Para um canal seletivo em freqüência, a direção de chegada, θ_{kl} , para o k -ésimo usuário é modelada como uma variável aleatória uniformemente distribuída no intervalo $[0, 2\pi]$. Assim, o vector de assinatura espacial é dado por:

$$\mathbf{a}(\theta_{kl}) = \left[a_1(\theta_{kl}) \quad a_2(\theta_{kl}) \quad \dots \quad a_m(\theta_{kl}) \quad \dots \quad a_M(\theta_{kl}) \right]^T, \quad (5.2)$$

onde

$$a_m(\theta_{kl}) = \frac{\alpha_{klm}}{\sqrt{M}} \exp \left[j \left(\phi_{kl} + \frac{2\pi d(m-1)}{\lambda} \sin(\theta_{kl}) \right) \right], \quad (5.3)$$

onde α_{klm} representa a atenuação introduzida no l -ésimo percurso entre a m -ésima antena e o k -ésimo usuário, ϕ_{kl} representa a fase do canal no l -ésimo percurso do k -ésimo usuário. O desvanecimento associado aos múltiplos percursos é considerado independente e identicamente distribuído, o que implica em $E[\alpha_{klm}^2] = E[\alpha^2]$.

O sinal recebido na ERB pelo arranjo pode ser expressado como:

$$\mathbf{r}(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K \mathbf{a}(\theta_{kl}) A b_{c,k}(t - lT_c - \tau_k) c_k(t - lT_c - \tau_k) + \mathbf{n}(t), \quad (5.4)$$

onde

$$\mathbf{r}(t) = [r_1(t) \quad r_2(t) \quad \dots \quad r_m(t) \quad \dots \quad r_M(t)]^T, \quad (5.5)$$

e $\mathbf{n}(t)$ representa o vector de envoltória complexa do ruído aditivo gaussiano, dado por:

$$\mathbf{n}(t) = [n_1(t) \quad n_2(t) \quad \dots \quad n_m(t) \quad \dots \quad n_M(t)]^T. \quad (5.6)$$

5.2 Modelo Matricial

O modelamento matricial do sistema é o mesmo que foi apresentado na seção 4.2, com a diferença que o vetor de bits de informação é composto agora pelos bits de informação codificados dos K usuários no instante i , e é definido como:

$$\mathbf{b}_c(i) = \begin{bmatrix} b_{c,1}(i) & b_{c,2}(i) & \dots & b_{c,K}(i) \end{bmatrix}. \quad (5.7)$$

Concatenando-se os vetores $\mathbf{b}_c[i]$ para N intervalos de tempo, obtém-se um vetor de ordem $NK \times 1$ dado por:

$$\mathbf{b}_{c,N} = \left[\mathbf{b}_c \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{b}_c(i-1) \quad \mathbf{b}_c(i) \quad \mathbf{b}_c(i+1) \dots \mathbf{b}_c \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right]^T. \quad (5.8)$$

5.3 Modelo do Receptor RDD-2D usando códigos FEC

A Fig. 4.3 apresenta um receptor RDD-2D em que códigos corretores de erro são usados. Neste caso, a variável de decisão do u -ésimo usuário no banco de receptores Rake-2D é dada por:

$$y_u(t_s) = \Re \left\{ \sum_{n=1}^L \int_{nT_c + \tau_u}^{T_{bc} + nT_c + \tau_u} \mathbf{a}^H(\theta_{un}) \mathbf{r}(t) c_u(t - nT_c - \tau_u) dt \right\}, \quad (5.9)$$

com amostragem no instante de tempo $t_s = T_{bc} + LT_c + \tau_u$.

5.3.1 Detecção descorrelacionadora RDD-2D

As saídas do banco de K receptores Rake-2D para o i -ésimo bit de informação codificado são escritas em um vetor de ordem $1 \times K$, dado por:

$$\mathbf{y}(i) = \begin{bmatrix} y_1(i) & y_2(i) & \dots & y_u(i) & \dots & y_K(i) \end{bmatrix}, \quad (5.10)$$

onde cada elemento y_u no instante i é dado por (5.9). As saídas dos K receptores Rake-2D concatenadas nos N instantes de tempo são escritas em um vetor de ordem $NK \times 1$,

definido como:

$$\mathbf{y}_{2DC} = \left[\mathbf{y} \left(i - \frac{N-1}{2} \right) \dots \mathbf{y}(i-1) \quad \mathbf{y}(i) \quad \mathbf{y}(i+1) \dots \mathbf{y} \left(i + \frac{N-1}{2} \right) \right]^T. \quad (5.11)$$

Usando as definições matriciais dadas na seções 4.2 e 5.2, podemos expressar o vetor \mathbf{y}_{2DC} como:

$$\mathbf{y}_{2DC} = \mathbf{S}_{2D} \mathbf{A} \mathbf{b}_{c,N} + \Re\{\mathbf{n}\}, \quad (5.12)$$

onde

$$\mathbf{S}_{2D} = \Re \left\{ \sum_{m=1}^M \mathbf{V} \mathbf{D}_{mN}^* \mathbf{R}_{NL} \mathbf{D}_{mN} \mathbf{V}^T \right\} \quad (5.13)$$

é uma matriz de dimensão $NK \times NK$ e \mathbf{n} é um vetor de ordem $NK \times 1$ que contém os valores do ruído aditivo filtrado na saída do banco dos K receptores Rake-2D para os N intervalos de tempo.

Finalmente, com base na expressão obtida em (4.19), as saídas do canal correspondentes aos símbolos de informação codificados dos K usuários para os N intervalos de tempo são obtidos usando a seguinte expressão:

$$\hat{\mathbf{b}}_{c,N} = \mathbf{E}_N \mathbf{S}_{2D}^{-1} \mathbf{y}_{2DC}. \quad (5.14)$$

5.4 Detecção descorrelacionadora e decodificação Turbo (MUD-D-Turbo)

Nesta seção é feita a comparação de três modelos de receptores MUD-D-Turbo apresentados nas Fig. 5.1, 5.2 e 5.3, baseados no decodificador RDD-2D apresentado na Fig. 4.3 e no decodificador turbo iterativo apresentado na Fig. 2.18. Para mostrar a estrutura dos decodificadores é considerado o uso de um codificador turbo do tipo CPP composto por dois codificadores CRS de taxa $r_{CRS} = 1/2$.

O primeiro modelo de receptor MUD-D-Turbo é apresentado na Fig. 5.1, onde todas as

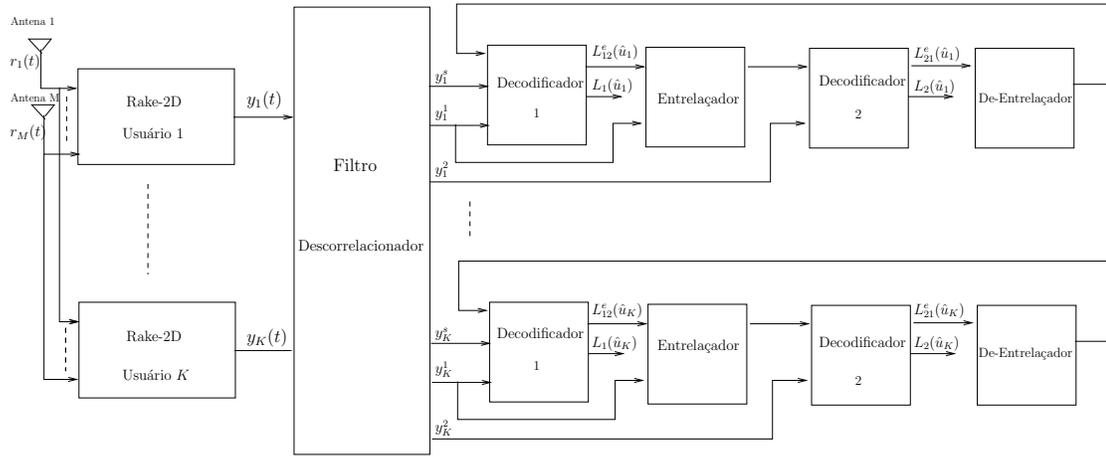


Figura 5.1: Modelo 1. Receptor MUD-D-Turbo com Filtragem Descorrelacionadora de todas as Saídas do Canal.

saídas do canal são filtradas pelo receptor RDD-2D seguido pelo receptor turbo iterativo.

O segundo modelo é apresentado na Fig. 5.2, onde o filtro descorrelacionador do receptor RDD-2D é modificado para filtrar, tanto as saídas sistemáticas, quanto as correspondentes ao primeiro símbolo de paridade. As saídas filtradas junto com o segundo símbolo de paridade obtido pelo banco de receptores Rake-2D são processadas pelo detector iterativo, diminuindo a complexidade do filtro descorrelacionador em relação ao primeiro modelo.

O terceiro modelo é apresentado na Fig. 5.3, onde o filtro descorrelacionador do receptor RDD-2D é modificado para filtrar unicamente com as saídas sistemáticas. As saídas sistemáticas filtradas, junto com os símbolos de paridades obtidos pelo banco de receptores Rake-2D são processados pelo detector iterativo. O terceiro modelo tem menor complexidade que os dois modelos anteriores.

5.4.1 Decodificação Iterativa

Para os três modelos de decodificadores é usado o algoritmo BCJR apresentado na seção 2.18. Quando o receptor Rake-2D é usado, a medida de confiabilidade dada em (2.205)

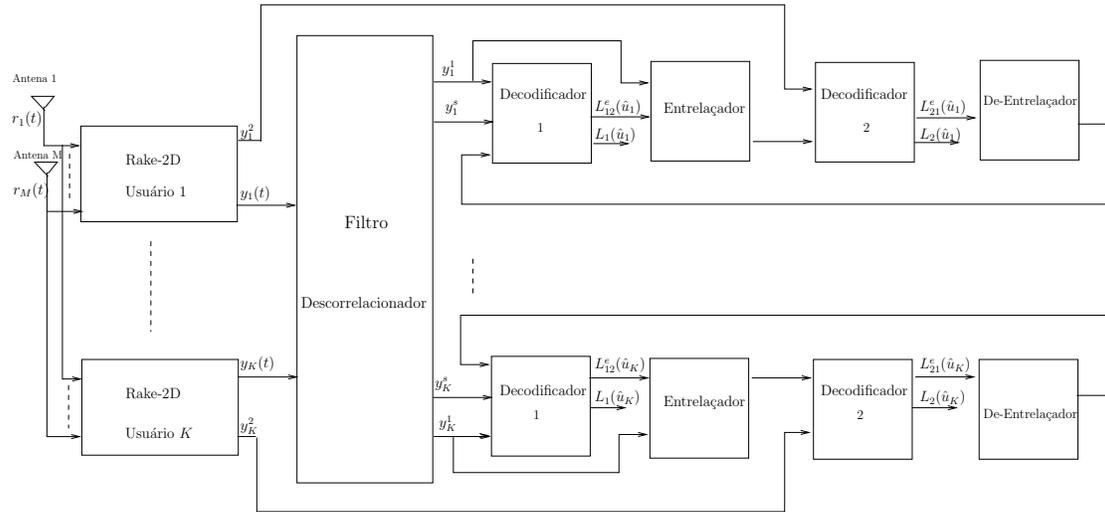


Figura 5.2: Modelo 2. Receptor MUD-D-Turbo com Filtragem Decorrelacionadora das Saídas Sistemáticas e o Primeiro Símbolo de Paridade.

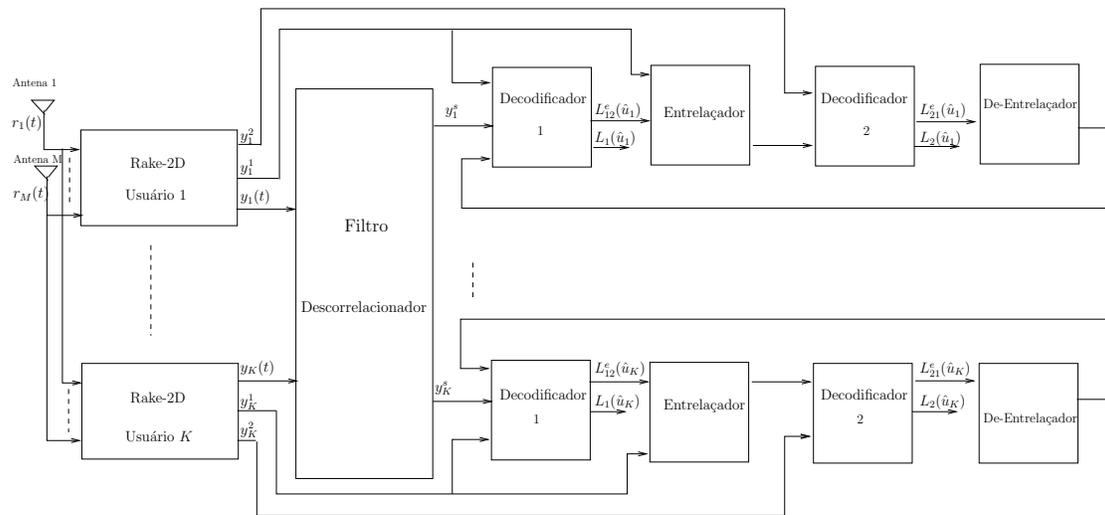


Figura 5.3: Modelo 3. Receptor MUD-D-Turbo com Filtragem Decorrelacionadora das Saídas Sistemáticas.

para um sistema CDMA assíncrono é dada pela seguinte expressão:

$$\begin{aligned} L_{c,Rake-2D} &= 4E(\alpha)\gamma_{bc} \\ &= \frac{4E(\alpha)r_c}{\frac{L-1}{GM} + \frac{2(K-1)}{3GM} + \frac{N_0}{E_b}}, \end{aligned} \quad (5.15)$$

onde $E(\alpha) = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_\alpha$, e $\gamma_{bc} = \frac{\overline{\alpha^2}r_c}{2\sigma_n^2}$.

Quando é usado o receptor RDD-2D, a medida de confiabilidade na saída do filtro descorrelacionador é dada por:

$$L_{c,RDD-2D} = 4\frac{E_b}{N_0}r_c \left(1 - \frac{K-1}{3Gr_c}\right). \quad (5.16)$$

5.4.2 Complexidade Computacional

Se consideramos que são transmitidos pacotes de comprimento N_{total} bits, o número total de operações usadas para determinar a complexidade computacional do filtro descorrelacionador e do receptor iterativo do receptor MUD-D-Turbo é dado por:

$$C_{MUD-D-TURBO} = \frac{\chi N_{total}}{N} C_{RDD-2D} + N_{total} C_{TURBO}, \quad (5.17)$$

onde $\chi \in \left\{1, 2, \dots, \frac{1}{r_c}\right\}$ identifica o número de símbolos codificados que serão filtrados, C_{RDD-2D} é a complexidade computacional do filtro descorrelacionador dado em (4.37) pela expressão:

$$C_{RDD-2D} = (NK)^3 + (3L^2 + L + 2M)(NK)^2 + 5NKL, \quad (5.18)$$

e C_{TURBO} é a complexidade do decodificador turbo iterativo dado por [48]:

$$C_{TURBO} = 2I \left[18(2^{K-1}) - 1 + (2^{1/r_{CRS}-1})(1/r_{CRS} - 1)\right], \quad (5.19)$$

onde I é o número de iterações.

5.4.3 Resultados

Nesta seção é feita a comparação de desempenho dos três modelos de decodificadores MUD-D-Turbo apresentados neste capítulo em termos da probabilidade de erro de bit. Vamos considerar o enlace reverso de um sistema DS-CDMA assíncrono em um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh. É utilizado na simulação o codificador turbo CPP da Fig. 2.16, composto pelos dois codificadores CRS da Fig. 2.12, cada um com matriz geradora dada por $G = [1, 5/7]$ em notação octal.

A Fig. 5.4 apresenta uma comparação de desempenho utilizando simulação quando é usada decodificação iterativa logo após o banco de receptores Rake-2D e para o primeiro modelo MUD-D-Turbo. O desempenho foi obtido em termos da probabilidade de erro de bit em função do número de iterações da decodificação turbo. Foram comparados também dois valores de carregamento do sistema: 0,3 e 0,5. Com o objetivo de se analisar o valor de confiabilidade a ser utilizada em todos os modelos MUD-D-Turbo, a decodificação do primeiro modelo MUD-D-Turbo foi simulado tanto para a expressão de confiabilidade dada em (5.15), como também para a dada em (5.16). Consideramos um codificador CPP com puncionamento de taxa $r_c = 1/2$, pacotes de comprimento $N_{total} = 10$ bits, $M = 1$ antena, $L = 3$ percursos e $E_b/N_0 = 5$ dB. Na comparação podemos observar o ganho que o primeiro modelo do detector MUD-D-Turbo apresenta em relação ao Rake-2D Turbo e como o desempenho melhora com o número de iterações. Também podemos observar que os resultados da simulação apresentam o mesmo desempenho para as duas expressões de confiabilidade no processo de decodificação.

As Fig. 5.5 e 5.6 apresentam uma comparação de desempenho dos três modelos de receptores MUD-D-Turbo, para comprimento de $N_{total} = 10$ bits e 500 bits, respectivamente. Consideramos um carregamento do sistema 0,3, o número de antenas $M = 1$, $L = 3$ percursos, $r_c = 1/2$, $E_b/N_0 = 5$ dB e a medida de confiabilidade dada pela expressão (5.15). Nas curvas podemos observar que não existe muita diferença no desempenho obtido pelos receptores MUD-D-Turbo e o ganho obtido em comparação com o receptor Rake-2D-Turbo. Quando comparamos os resultados das Fig. 5.5 e 5.6 podemos observar o ganho que se obtém quando são usado pacotes de maior comprimento.

A Fig. 5.7 apresenta o desempenho do sistema analisado para um carregamento do sistema de 0,6, comprimento dos pacotes de 500 bits, $M = 1$ antena, $L = 3$ percursos, $r_c = 1/2$, $E_b/N_0 = 5$ dB e a medida de confiabilidade dada pela expressão (5.15). Podemos observar que se comparamos os resultados obtidos com os da Fig. 5.6, o terceiro modelo apresenta menor ganho em relação aos outros dois modelos devido ao incremento de interferência provocada pelos usuários no canal e pelo puncionamento.

Na Fig. 5.8 se apresenta o desempenho do sistema sem puncionamento no codificador, ou seja, $r_c = \frac{1}{3}$. Podemos observar um ganho no desempenho do sistema quando o carregamento é maior, aproximando os resultados dos três modelos.

Nas Fig. 5.9 e 5.10 apresentam o desempenho do sistema para um alto carregamento, usando duas antenas no sistema, para $r_c = 1/2$ e $r_c = 1/3$, respectivamente. Podemos observar que com o aumento no número de antenas, o terceiro modelo não apresenta muito ganho, porém o desempenho melhora com a menor taxa de codificação.

Finalmente, a Fig. 5.11 apresenta uma comparação da complexidade do processo de decodificação, relacionando a complexidade do primeiro e segundo modelo em relação a do terceiro modelo, que é o que tem a menor complexidade. Como a complexidade do decodificador é muito menor que a complexidade do filtro descorrelacionador, quando o número de usuários é incrementado o ganho de complexidade tende ao valor de χ .

5.5 Detecção Descorrelacionadora e Decodificação Convolutiva

Nesta seção o uso de códigos convolucionais no transmissor é analisado, considerando o enlace reverso de um sistema CDMA síncrono e assíncrono. Os símbolos do canal filtrados pelo detector RDD-2D são decodificados usando o algoritmo de decodificação suave de Viterbi [7].

Considerando um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh, a probabilidade de erro por bit codificado é dada por:

$$P_{bc} = \left(\frac{1-\nu}{2}\right)^{ML} \sum_{n=0}^{ML-1} \binom{ML-1+n}{n} \left(\frac{1+\nu}{2}\right)^n, \quad (5.20)$$

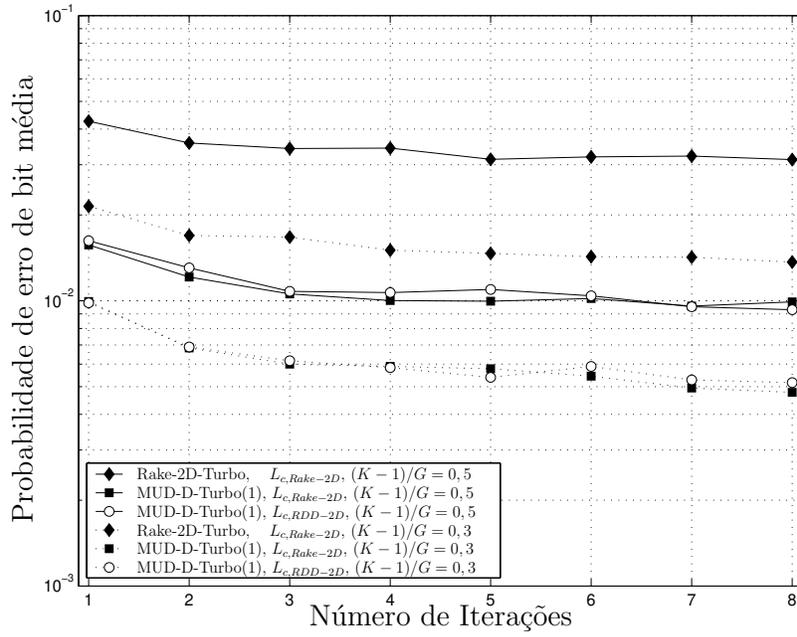


Figura 5.4: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB e $N_{total} = 10$ bits.

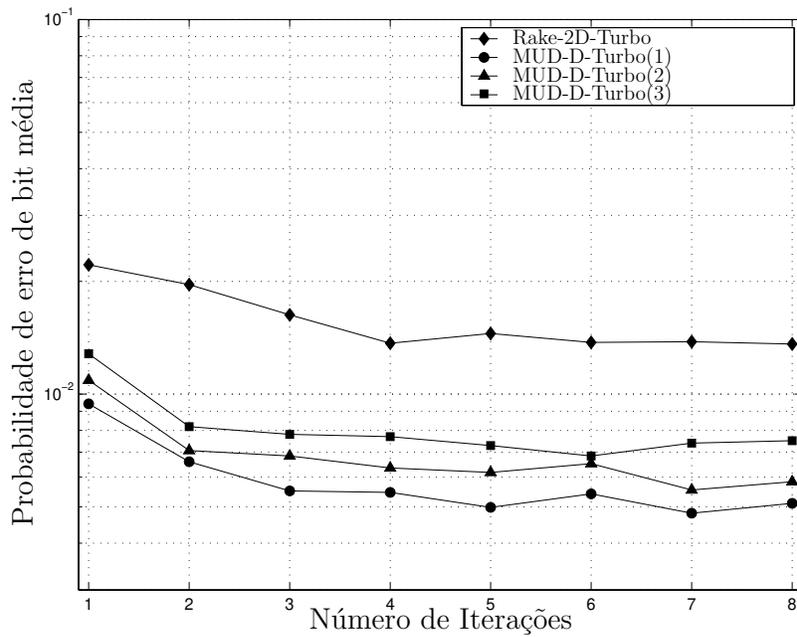


Figura 5.5: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K-1)/G = 0,3$ e $N_{total} = 10$ bits.

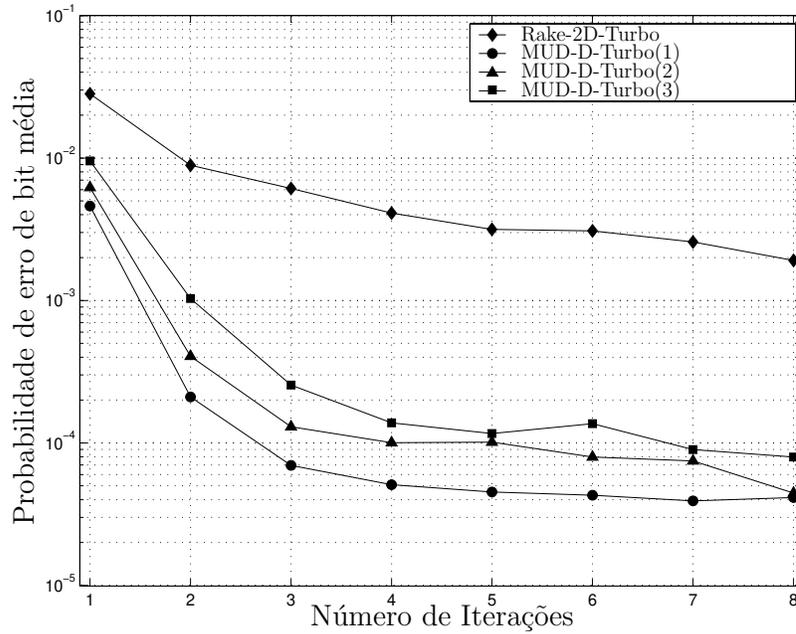


Figura 5.6: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,3$ e $N_{total} = 500$ bits.

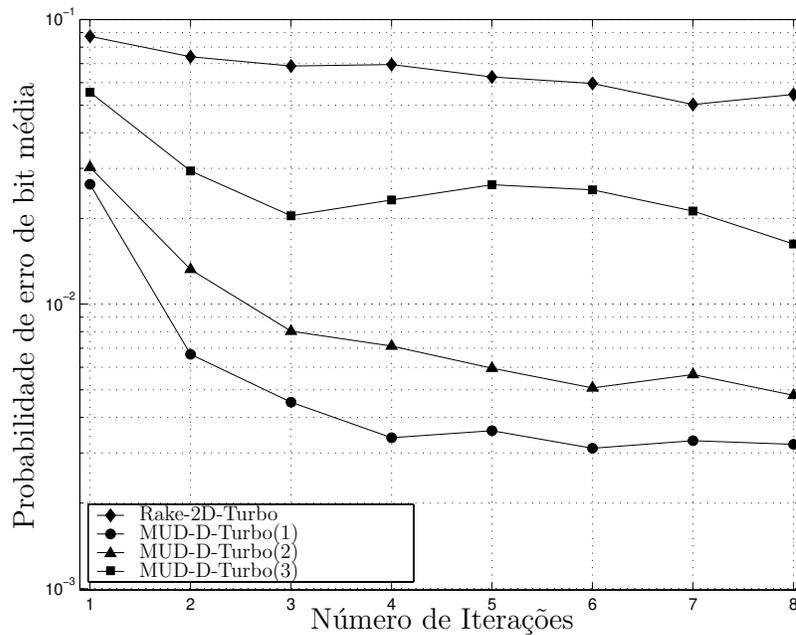


Figura 5.7: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.

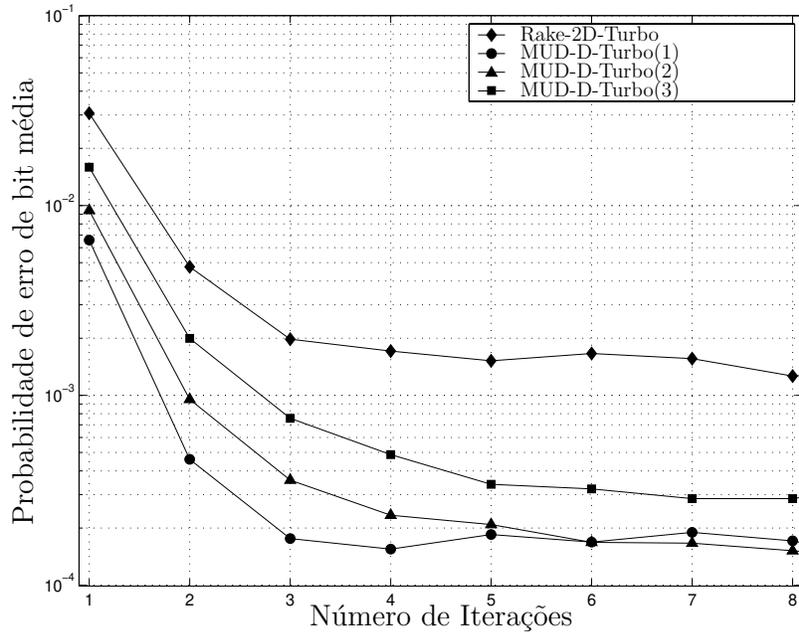


Figura 5.8: Comparação das Probabilidades de Erro de bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/3$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 7$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.

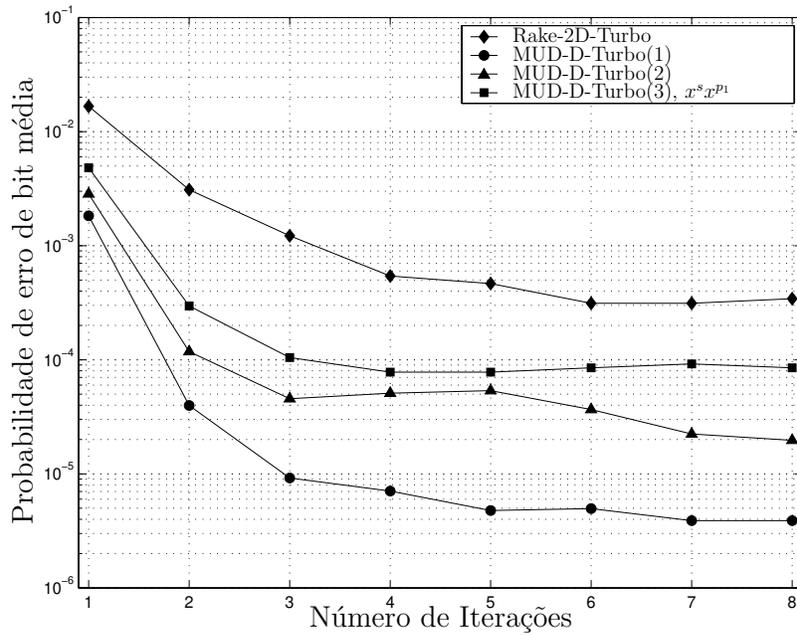


Figura 5.9: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = 1/2$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 5$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.

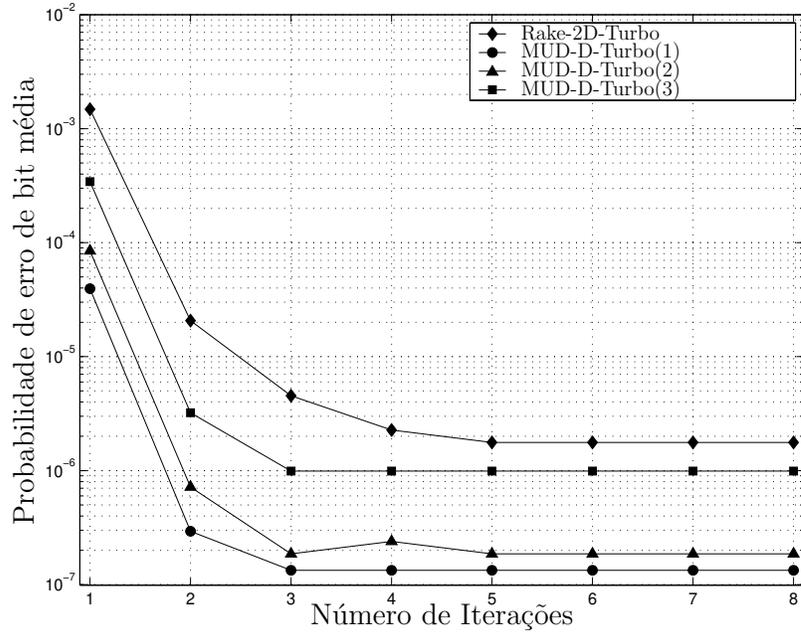


Figura 5.10: Comparação das Probabilidades de Erro de Bit Média para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = 1/3$, Sequências Aleatórias, $E_b/N_0 = 7$ dB, $(K - 1)/G = 0,6$ e $N_{total} = 500$ bits.

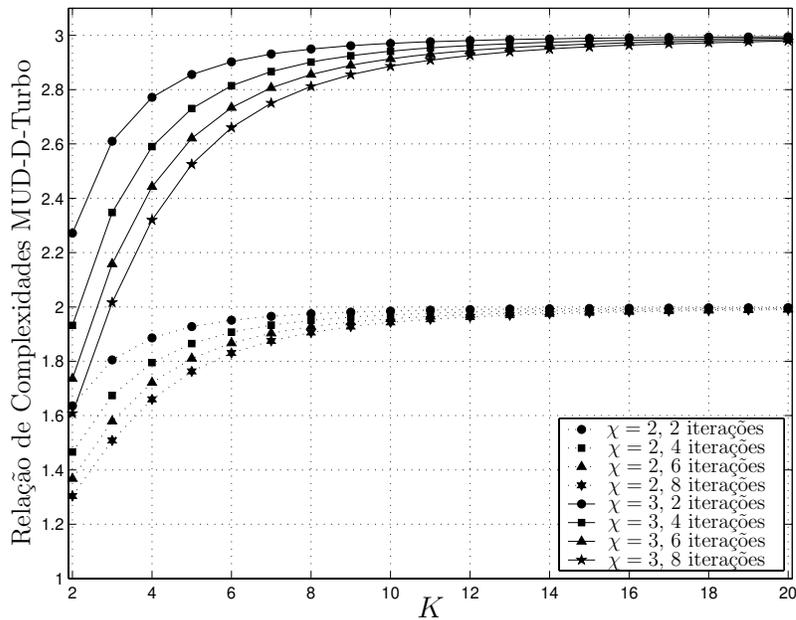


Figura 5.11: Relação entre Complexidades para o Receptor MUD-D-Turbo.

onde

$$\nu = \sqrt{\frac{\overline{\gamma_b}}{ML + \overline{\gamma_b}}}, \quad (5.21)$$

onde $\overline{\gamma_{bc}}$ é a relação sinal-ruído-mais-interferência por bit codificado. Quando é usado o receptor Rake-2D, $\overline{\gamma_{bc}}$ é dada por:

$$\overline{\gamma_{bc}} = \frac{r_c}{\frac{(L-1)}{LG} + \frac{2}{3} \frac{(K-1)}{G} + \left(\frac{E_b}{N_0}\right)^{-1}}, \quad (5.22)$$

e quando é usado o receptor RDD-2D-Rake:

$$\overline{\gamma_{bc}} = \frac{E_b}{N_0} r_c \overline{\eta_{RDD-2D}}, \quad (5.23)$$

onde o valor da eficiência assintótica multiusuário η_{RDD-2D} é dada por (4.44).

A a probabilidade de erro de bit obtida após o algoritmo de Viterbi usando decodificação suave é dada por [7]:

$$P_b \leq \frac{1}{k_c} \sum_{d_h=d_{free}}^{\infty} \beta_{d_h} P_b(d_h), \quad (5.24)$$

onde k_c é o número de entradas ao codificador, que para nosso caso é igual a 1. Os valores de β_{d_h} são os pesos do codificador, que podem ser obtidos em [49]. O valor de $P_b(d_h)$ é a probabilidade de se selecionar uma seqüência-código incorreta, que difere da seqüência-código correta em d_h posições de bit, e é dada por [7]:

$$P_b(d_h) = P_{bc}^{d_h} \sum_{k=0}^{d_h-1} \binom{d_h-1+k}{k} (1-P_{bc})^k. \quad (5.25)$$

onde o valor de P_{bc} para a modulação BPSK é dado por (5.20).

5.5.1 Complexidade Computacional

Se consideramos que são transmitidos pacotes de comprimento N_{total} bits, o número total de multiplicações usadas para determinar a complexidade computacional do filtro descor-

relacionador e do decodificador convolucional é dado por:

$$C_{MUD-D-CONV} = \frac{N_{total}}{N} C_{RDD-2D} + N_{total} C_{CONV}, \quad (5.26)$$

onde

$$C_{RDD-2D} = (NK)^3 + (3L^2 + L + 2M)(NK)^2 + 5NKL \quad (5.27)$$

e C_{CONV} é a complexidade do decodificador convolucional, dado por [48]:

$$C_{CONV} = 3(2^{\kappa-1}) + (2^{1/r_c-1})(1/r_c - 1). \quad (5.28)$$

5.5.2 Resultados

A seguir os desempenhos dos detectores, Rake-2D e o RDD-2D são comparados, considerando um codificador convolucional com taxa $r_c = 1/2$ e $d_{free} = 5$. As Fig. 5.12 e 5.13 apresentam curvas da probabilidade de erro de bit média simuladas e teóricas em função do carregamento, para um sistema DS-CDMA síncrono e assíncrono, respectivamente. Podemos observar grande concordância com as curvas teóricas, já que as curvas teóricas mostram ser um limitante superior para alto carregamento, tal como define a expressão analítica. A Fig. 5.14 apresenta a probabilidade de erro média de bit simuladas e teóricas para um sistema DS-CDMA assíncrono usando duas antenas. Podemos observar que as expressões analíticas também são válidas.

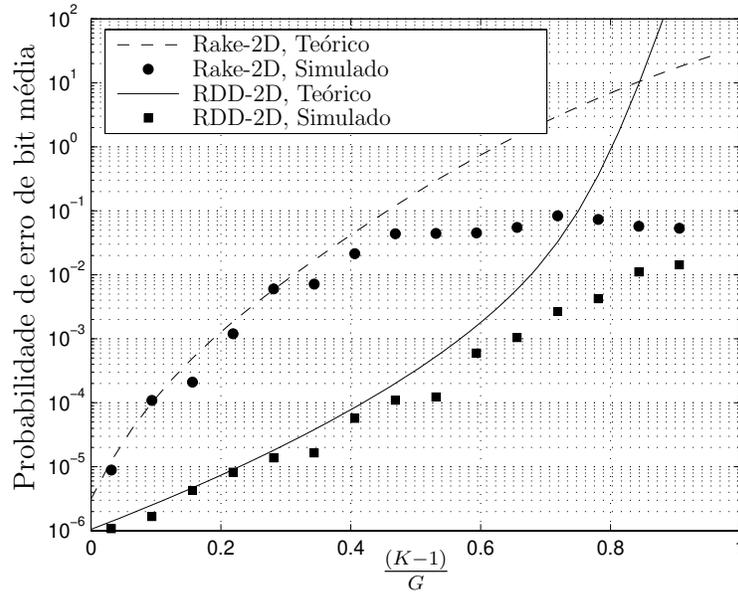


Figura 5.12: Probabilidade de Erro de Bit Média em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Síncrono, considerando $M = 1$, $L = 3$, $r_c = 1/2$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

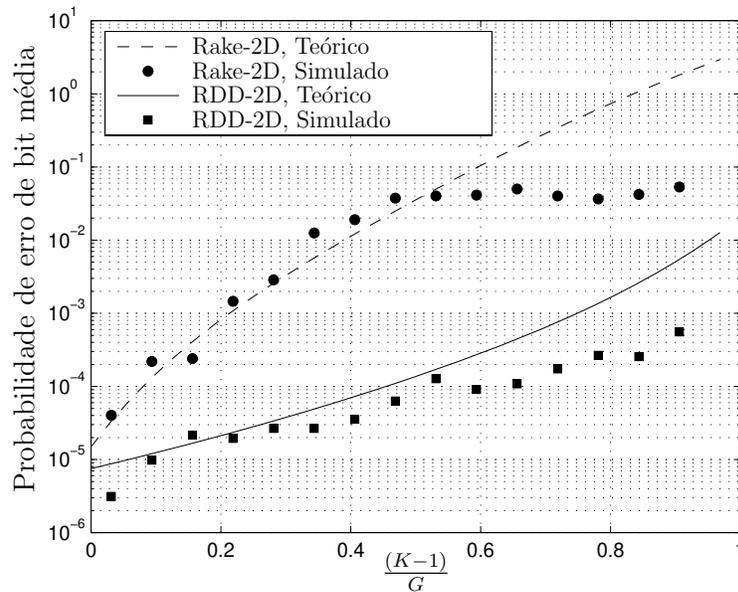


Figura 5.13: Probabilidade de Erro de Bit Média em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 1$, $L = 2$, $r_c = 1/2$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

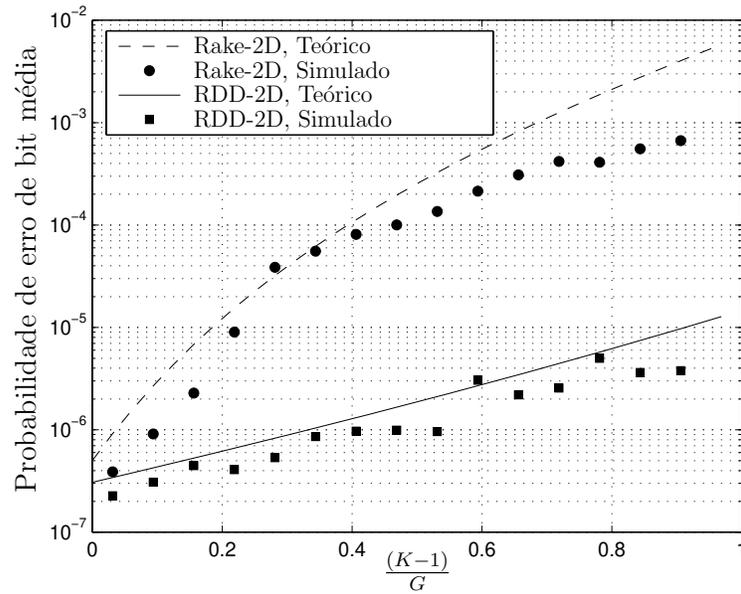


Figura 5.14: Probabilidade de Erro de Bit Média em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = 1/2$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

Capítulo 6

Otimização do Protocolo TCP para Canais Sem Fio

Neste capítulo inicialmente apresentamos a modelagem matemática do protocolo TCP para mostrar o comportamento geral dos algoritmos de congestionamento e seu desempenho em canais sem fio. Posteriormente, apresentaremos uma proposta para o protocolo TCP em canais sem fio, baseado no reconhecimento dos segmentos que chegam com erro no nó destino devido ao ruído produzido na interface aérea e não devido ao congestionamento.

6.1 Introdução

O protocolo TCP foi projetado para ser usada em redes fixas, onde a taxa de erro de bits do meio é muito baixa e o congestionamento é a principal causa de perdas de segmentos. As implementações no protocolo de transporte TCP associam qualquer tipo de erro ao congestionamento e incorporam uma série de mecanismos destinados a lhe combater [1, 2, 3, 4].

No receptor, o protocolo TCP descarta os segmentos que chegam com erro e não envia nenhuma notificação do erro ao nó fonte, enviando unicamente confirmações, ACKs, dos segmentos que chegam com sucesso. Existem versões do protocolo TCP, onde o transmissor faz uma análise da taxa de chegada dos ACKs para otimizar o tamanho da janela de congestionamento [45, 46], mas nenhum protocolo analisa a possibilidade

de enviar também o reconhecimento de erros devidos ao canal de transmissão, evitando assim o decremento da janela de congestionamento e portanto, a vazão da quantidade de informação a ser transmitida.

6.2 Modelagem Matemática do Protocolo TCP

Para a modelagem matemática considera-se na camada TCP que são enviados segmentos de comprimento fixo de N_{TCP} bits, transmitidos a uma taxa constante de $R_p = \frac{R_b}{N_{TCP}}$ segmentos/s, onde R_b é a taxa de bits. No canal de transmissão é considerado um *buffer* do tipo FIFO (*first input - first output*) que pode armazenar até B segmentos TCP.

No canal de transmissão é considerado um atraso de propagação de ida e volta de τ_p segundos, que não inclui o tempo de espera na fila. O intervalo de tempo entre o início da transmissão de um segmento TCP e o retorno do seu respectivo ACK (*RTT - Round Trip Time*), T_{RTT} , é dado por:

$$T_{RTT} = \frac{1}{R_p} + \tau_p. \quad (6.1)$$

Para a análise a seguir considera-se segmentos TCP com erros independentes com probabilidade de erro $P_{seg,TCP}$ e com ACKs livres de erros. O sistema opera sempre utilizando o mecanismo de aversão ao congestionamento (*congestion avoidance*).

6.2.1 Variação do tamanho da janela de congestionamento

A Fig. 6.1 ilustra a variação do tamanho da janela de congestionamento, W , que opera usando o mecanismo de aversão ao congestionamento em um período, m , entre duas indicações de perda de segmentos devido a duplicação de ACKs. Inicialmente, o tamanho da janela é fixado em W_0 segmentos e a cada pacote recebido com sucesso há um incremento linear até uma nova indicação de perda de segmento, diminuindo o tamanho da janela W_x . O segmento de número n_p representa o primeiro segmento perdido no período no ciclo x do período m onde esta perda ocorre. No ciclo $x + 1$ a janela é diminuída dependendo do algoritmo de controle de congestionamento usado. Por exemplo, para o protocolo Reno a janela decresce para $\frac{W_x}{2}$ [41].

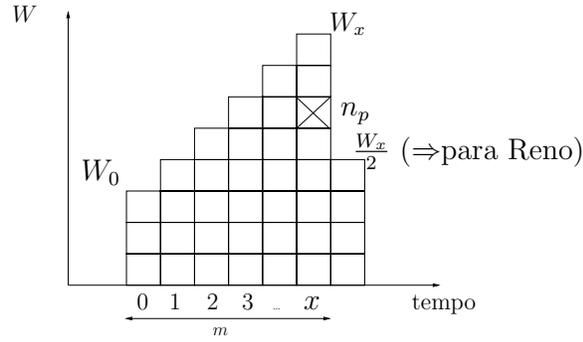


Figura 6.1: Evolução da Janela de Congestionamento (TCP-Reno *Aversão do Congestionamento*).

No ciclo x , a janela atinge o tamanho dado por:

$$W_x = W_0 + x. \tag{6.2}$$

Seja o ciclo em que $x = c$, onde se atinge a capacidade de transmissão da rede W_c (*pipe capacity*), dada por:

$$W_c = R_p T_{RTT}. \tag{6.3}$$

De (6.2) podemos obter que:

$$c = W_c - W_0. \tag{6.4}$$

O uso de um *buffer* de tamanho B permite incrementar ainda mais o tamanho da janela, atingindo um valor máximo, W_{max} , dado por:

$$W_{max} = W_c + B. \tag{6.5}$$

Define-se n_x como o número de seqüência do primeiro segmento do ciclo x , dado por:

$$n_x = 1 + \sum_{j=0}^{x-1} W_j \tag{6.6}$$

$$= 1 + W_0 x + \frac{x(x-1)}{2}. \tag{6.7}$$

Define-se n_{of} como o número de seqüência do segmento perdido quando o *buffer* estoura, dado por:

$$n_{of} = n_{cb} + 2(W_c + B), \quad (6.8)$$

onde n_{cb} é o número de seqüência do primeiro segmento do ciclo $x = c + B$, onde a janela atinge o valor máximo W_{max} .

Define-se x_n como o ciclo que contém o segmento com número de seqüência n e r_{x_n} como o atraso do segmento no ciclo x_n . Estes parâmetros para o intervalo $1 \ll n \ll n_{of}$ são calculados através das seguintes expressões:

$$x_n = \left\lfloor -W_0 + \frac{1}{2} + \sqrt{W_0^2 - W_0 - \frac{7}{4} + 2n} \right\rfloor \quad (6.9)$$

e

$$r_{x_n} = n - n_{x_n}, \quad (6.10)$$

onde $\lfloor a \rfloor$, representa o menor inteiro menor ou igual a a .

O instante de tempo em que o ACK do n -ésimo segmento é recebido, considerando uma janela inicial de tamanho W_0 , é dado por:

$$\Delta t(W_0, n) = \begin{cases} T_{RTT}(x_n + 1) + \frac{r_{x_n}}{R_p} & n \leq n_c \\ T_{RTT}(c + 1) + \frac{n - n_c}{R_p} & n > n_c \end{cases} \quad (6.11)$$

- **Exemplo 6.2.1 (Variação do tamanho da janela de congestionamento.)** *Este exemplo mostra a aplicação das expressões obtidas anteriormente, considerando uma taxa de transmissão de segmentos $R_p = 2$ segmentos/s, o tempo de propagação de ida e volta $\tau_p = 3$ s, um *buffer* de tamanho $B = 5$ segmentos e uma janela inicial $W_0 = 3$ segmentos.*

A Fig. 6.2 mostra o diagrama de tempo de transmissão dos segmentos TCP, onde pode-se observar que o tempo entre o início da transmissão de um segmento TCP e o retorno do seu respectivo ACK com o número da seqüência que espera receber é dado por:

$$T_{RTT} = \frac{1}{R_p} + \tau_p = 3,5 \text{ s.}$$

Assim, o tamanho da janela atinge uma capacidade de transmissão de:

$$W_c = R_p T_{RTT} = (2)(3,5) = 7 \text{ segmentos.}$$

A Fig. 6.3 mostra a evolução do tamanho da janela de congestionamento e pode-se observar que o ciclo onde se atinge a capacidade de transmissão é dado por:

$$c = W_c - W_0 = 7 - 3 = 4.$$

O número de seqüência do primeiro segmento do ciclo c onde se atinge a capacidade de transmissão é dado por:

$$\begin{aligned} n_c &= 1 + W_0 c + \frac{c(c-1)}{2} \\ &= 1 + (3)(4) + \frac{(4)(3)}{2} = 19. \end{aligned}$$

Por outro lado, o tamanho que a janela pode atingir a janela incluindo o buffer de tamanho B é dado por:

$$W_{max} = W_c + B = 7 + 5 = 12 \text{ segmentos,}$$

que ocorre no ciclo:

$$x = c + B = 4 + 5 = 9.$$

Assim, o número da seqüência do primeiro segmento do ciclo, onde a janela atinge o comprimento máximo incluindo a capacidade do buffer é:

$$\begin{aligned} n_{cb} &= 1 + W_0 (c + B) + \frac{(c + B)(c + B - 1)}{2} \\ &= 1 + (3)(9) + \frac{(9)(8)}{2} = 64. \end{aligned}$$

O número de seqüência do segmento perdido quando estoura o buffer é:

$$n_{of} = n_{cb} + 2(W_c + B) = 64 + 2(7 + 5) = 88$$

A seguir, é realizado um exemplo acerca do tempo de chegada dos ACKs dado por (6.11), para os segmentos com números de seqüência $n = 18$ e $n = 37$.

Para $n = 18$, usando-se (6.9) e (6.10) obtém-se $x_{18} = 3$ e $r_{x_{18}} = 5$. Assim, usando (6.11), o instante de tempo de chegada do ACK 19, confirmando a chegada do segmento 18, é dado por:

$$\begin{aligned}\Delta t(3, n = 18) &= T_{RTT}(x_{18} + 1) + \frac{r_{x_{18}}}{R_p} \\ &= (3, 5)(4) + \frac{5}{2} = 16,5 \text{ s.}\end{aligned}\tag{6.12}$$

Para $n = 37$, dado que $n > n_c$ o instante tempo de chegada do ACK 38, confirmando a chegada do segmento 37 é dado por:

$$\begin{aligned}\Delta t(3, n = 37) &= T_{RTT}(c + 1) + \frac{n - n_c}{R_p} \\ &= (3, 5)(5) + \frac{37 - 19}{2} = 26,5 \text{ s.}\end{aligned}\tag{6.13}$$

6.3 Estimativa da Janela de Congestionamento

6.3.1 Algoritmo Reno

Para o período m , quando o algoritmo de controle de congestionamento Reno é usado, o valor inicial da janela de congestionamento, W_0 , decresce para a metade do último valor que a janela atingiu no período anterior, $m - 1$, e é dado por:

$$\begin{aligned}W_0(m) &= f_W \left[W_0(m - 1), n_p(m - 1) \right] \\ &= \max \left\{ 2, \left\lfloor \frac{W_0(m - 1) + x_{n_p}(m - 1)}{2} \right\rfloor \right\},\end{aligned}\tag{6.14}$$

onde n_p representa o número de seqüência do segmento perdido.

6.3.2 Algoritmo Westwood

O nó fonte do protocolo TCP Westwood monitora os instantes de ocorrências dos ACKs para estimar a largura de banda usada e determinar a banda disponível para conexão.

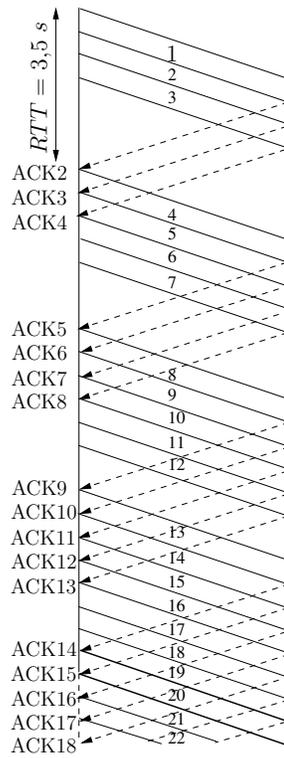


Figura 6.2: Diagrama de Tempos do Exemplo 6.2.1

											88
										75	87
									63	74	86
							52	62	73	85	
						42	51	61	72	84	
					33	41	50	60	71	83	
				25	32	40	49	59	70	82	
			18	24	31	39	48	58	69	81	
		12	17	23	30	38	47	57	68	80	
	7	11	16	22	29	37	46	56	67	79	
3	6	10	15	21	28	36	45	55	66	78	
2	5	9	14	20	27	35	44	54	65	77	
1	4	8	13	19	26	34	43	53	64	76	
$x = 0$	1	2	3	$c=4$	5	6	7	8	9	10	

Figura 6.3: Evolução da Janela de Congestionamento do Exemplo 6.2.1.

O transmissor usa a taxa de repetição de ACKs e a quantidade de informação que foi entregue quando o ACK foi gerado pelo nó destino.

Vamos supor que um ACK é recebido pelo nó fonte no instante de tempo t_n , notificando que d_n bytes foram recebidos. Pode ser feita uma estimativa da banda usada pela conexão através de:

$$b_n = \frac{d_n}{t_n - t_{n-1}}, \quad (6.15)$$

onde t_{n-1} é o instante de tempo em que o ACK prévio foi recebido ($\Delta_n = t_n - t_{n-1}$).

Desde que o congestionamento aconteça, pode ser empregado um filtro passa baixos para calcular através das amostras medidas a banda disponível. Neste algoritmo é usado um filtro digital obtido com base em um filtro passa baixas contínuo usando a aproximação de Tustin [45], dado por:

$$W_{n+1} \cong aW_n + (1 - a)\frac{b_{n+1} + b_n}{2}, \quad (6.16)$$

onde

$$a = \frac{2\tau - \Delta_n}{2\tau + \Delta_n}, \quad (6.17)$$

onde $1/\tau$ é a frequência de corte do filtro.

A estimativa da janela inicial W_0 no período m é calculada através de:

$$\begin{aligned} W_0(m) &= f_W \left[W_0(m-1), n_p(m-1) \right] \\ &\cong \max \left\{ 2, \left\lfloor \frac{W_{n_p}(m-1)T_{RTT}}{N_{TCP}} \right\rfloor \right\}, \end{aligned} \quad (6.18)$$

onde $W_{n_p}(m-1)$ é obtido por (6.16) e considerando que

$$b_n = \begin{cases} \frac{R_p}{W_c - W_{x_n+1}} & n = x_n, x_n \leq c \\ R_p & \text{outros casos} \end{cases} \quad (6.19)$$

6.4 Probabilidade de Perda de Segmento TCP

A probabilidade de perda de segmentos TCP, $P_{seg,TCP}$, depende da probabilidade de erro de segmento na interface aérea no canal sem fio, $P_{seg,TCPar}$, e da probabilidade de perda de segmentos devido ao congestionamento, $P_{seg,TCPc}$. O valor de $P_{seg,TCP}$ pode ser modelada por [44]:

$$\begin{aligned}
 P_{seg,TCP} &= Pr \left(\underbrace{\text{Congestionamento}}_{seg,TCPc} \cup \overbrace{\text{Erro no canal sem fio}}^{seg,TCPar} \right) & (6.20) \\
 &= P_{seg,TCPc} + P_{seg,TCPar} - P_{seg,TCPar}P_{seg,TCPc} \\
 &= P_{seg,TCPar} (1 - P_{seg,TCPc}) + P_{seg,TCPc}.
 \end{aligned}$$

Supondo que o valor de $P_{seg,TCPc} \ll P_{seg,TCPar}$ então podemos considerar que $P_{seg,TCP} \approx P_{seg,TCPar}$.

A probabilidade que o segmento n seja o segmento perdido dado que teve uma janela inicial W_0 , é dada por:

$$Pr \{n|W_0\} = \begin{cases} P_{seg,TCP}(1 - P_{seg,TCP})^{n-1}, & n < n_{of} \\ (1 - P_{seg,TCP})^{n-1}, & n = n_{of} \end{cases} \quad (6.21)$$

6.5 Análise do Tamanho Inicial da Janela de Congestionamento

A variação do tamanho inicial da janela de congestionamento a cada período pode ser modelada por um processo de Markov. De fato, o valor da janela inicial no período m , $W_0(m)$, depende unicamente do valor da janela inicial no período anterior, $W_0(m-1)$. Assim, a probabilidade de transição do estado $W_0(m-1) = i$ para o estado $W_0(m) = j$, para $i, j \in \{2, 3, \dots, W_c\}$, é dada por:

$$\begin{aligned}
 P_{i,j} &= Pr \{W_0(m) = j | W_0(m-1) = i\} \\
 &= \sum_{n \in n_p} Pr \{n | W_0 = i\} & (6.22)
 \end{aligned}$$

onde $n \in n_p$ são todos os possíveis segmentos perdidos do período $m - 1$ que mudarão o tamanho da janela inicial do período m ao valor $W_0(m) = j$, o que depende da função $f_W(W_0(m - 1), n_p(m - 1))$ do algoritmo de control de congestionamento utilizado.

Define-se a matriz de transição \mathbf{P} de ordem $(W_c - 1) \times (W_c - 1)$ formada pelos valores de $P_{i,j}$, donde cada linha representa o tamanho inicial de $W_0(m - 1)$ e cada coluna o tamanho inicial de $W_0(m)$.

A probabilidade estacionária do processo de Markov [50] para quando W_0 possui um tamanho i é representada por $\pi_{(W_0=i)}$, e concatenando todos os possíveis valores de $i \in \{2, 3, \dots, W_c\}$, obtemos o vetor de probabilidades de estado dado por:

$$\boldsymbol{\pi}_{W_0} = \left[\pi_{(W_0=2)} \quad \pi_{(W_0=3)} \quad \pi_{(W_0=4)} \quad \dots \quad \pi_{(W_0=W_c)} \right]. \quad (6.23)$$

A condição de estabilidade do processo de Markov é dada por [50]:

$$\boldsymbol{\pi}_{W_0} = \boldsymbol{\pi}_{W_0} \mathbf{P}. \quad (6.24)$$

Usando (6.24) e considerando que $\sum_{i=2}^{W_c} \pi_{(W_0=i)} = 1$, podemos resolver o sistema de equações e obter cada um dos valores do vetor $\boldsymbol{\pi}_{W_0}$.

6.6 Estimativa da Vazão de Dados

Usando (6.11), (6.21) e a solução de (6.24), pode ser obtida a vazão de dados média usando a seguinte expressão:

$$\bar{\vartheta} = \sum_{i=2}^C \pi_{(W_0=i)} \sum_{n=2}^{n_{of}(W_0=i)} \frac{n-1}{\Delta t(W_0=i, n)} \Pr \{n|W_0=i\} N_{TCP} \quad [\text{bits/s}]. \quad (6.25)$$

Supondo o esquema de transmissão da Fig. 2.23, a vazão de dados normalizada em função da probabilidade de erro de segmentos na interface aérea, a Fig. 6.4 mostra estas curvas para TCP-Reno e TCP-Westwood, respectivamente. Foi usada a expressão dada em (6.25), considerando os parâmetros apresentados na Tab. 6.1. Pode-se observar o ganho do TCP-Westwood em relação ao TCP-Reno maior que 50% para probabilidades

Tabela 6.1: Parâmetros Usados em (6.25) para obter a Vazão de Dados do TCP-Reno e do TCP-Westwood.

Parâmetros	Valores
R_b	2 Mbps
N_{TCP}	3200 bits
R_p	625 segmentos/s
τ_p	70 ms
B	44 segmentos
$P_{seg,TCPc}$	1×10^{-4} segmentos
a	19/21

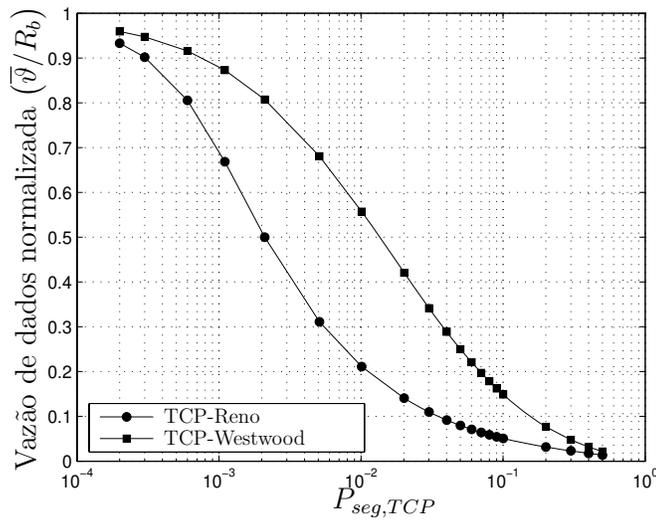


Figura 6.4: Vazão de Dados Normalizada em função da Probabilidade de Erro de Segmentos.

de erro de segmentos menores que 1×10^{-2} .

6.7 Proposta do Novo Protocolo TCP para Canais Sem Fio

O fato de que o nó destino descarte os segmentos com erro é devido à concepção inicial do TCP para meios de transmissão com fio, onde a probabilidade de erro é quase nula e o congestionamento quase sempre existe, devido ao estouro dos *buffers*, como se mostrou na seção anterior. Quando o protocolo trabalha em canais sem fio e não é utilizada proteção

na camada de enlace, a vazão de dados do protocolo TCP diminui fortemente conforme aumenta a probabilidade de erro dos segmentos, como foi mostrado na Fig. 6.4.

Em [5] foram analisadas estratégias utilizadas na camada de enlace para minimizar a probabilidade de erro de transmissão de dados e incrementar assim a vazão de dados de segmentos TCP. Foi mostrado que a proteção dos segmentos TCP com códigos do tipo FEC pode ser uma boa alternativa em vez de usar o protocolo RLP na camada de enlace. É assim, que no presente trabalho, depois de ter estudado nos primeiros capítulos a combinação de diversas estratégias para minimizar a probabilidade de erro na transmissão de dados em sistemas de comunicações sem fio CDMA e havendo estudado também o comportamento dos algoritmo de congestionamento TCP, propomos para canais sem fio uma alternativa quando o nó destino descarta aos segmentos com erro. Esta alternativa consiste do envio ao nó fonte da informação de erro usando um NACK ("*negative acknowledgement*"), e quando os segmentos chegam com sucesso ainda seja enviada a confirmação com um ACK.

Para enviar a informação do NACK pode ser usado um dos bits de reserva do cabeçalho do protocolo TCP para indicar que o segmento recebido contém os dados de um NACK e o número do NACK poderia ser enviado na mesma posição da seqüência do ACK no cabeçalho.

A partir do exemplo 6.2.1, a Fig. 6.5 mostra o comportamento da janela de congestionamento para o caso onde existem segmentos com erro na recepção. Os segmentos com erro são apresentados com numeração em itálico. Uma vez que o NACK é recebido pelo nó transmissor, os segmentos são reenviados imediatamente em um intervalo de tempo igual ao T_{RTT} depois da transmissão inicial. Pode-se observar na Fig. 6.5 que o tamanho da janela de congestionamento será diminuída unicamente quando o congestionamento existe. A Fig. 6.6 mostra o comportamento da janela de congestionamento usando o TCP-Reno e pode-se observar a alta perda que existe na vazão de dados.

Para definir o algoritmo do protocolo TCP-NACK propomos que a informação seja enviada por segmentos e que tanto os ACKs quanto os NACKs sejam confirmações do sucesso ou falta no recebimento de segmentos TCP. O algoritmo do protocolo poderia usar diretamente a confirmação de ACKs e NACKs do respectivo segmento, como mostra

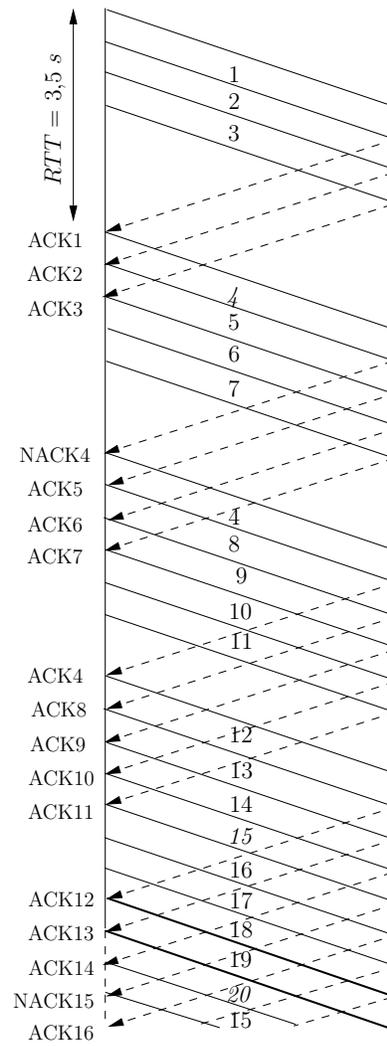


Figura 6.7: Diagrama de Tempo usando NACKs e ACKs do Próprio Segmento.

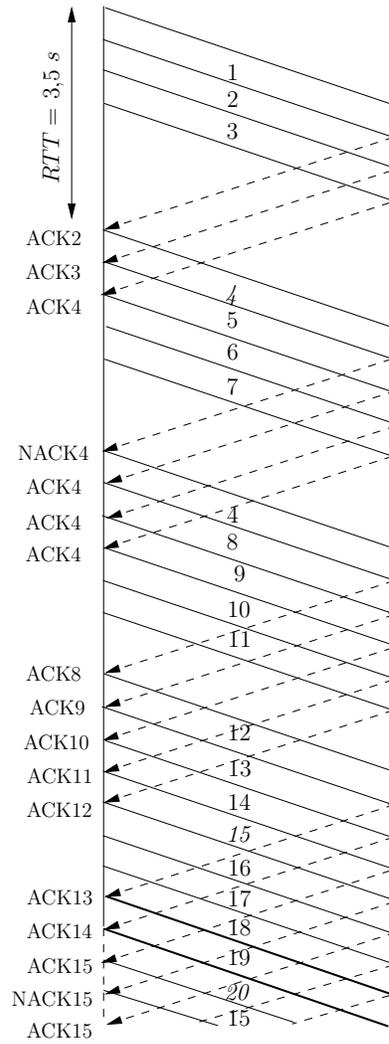


Figura 6.8: Diagrama de Tempo usando NACKs e ACKs Acumulativos dos Segmentos.

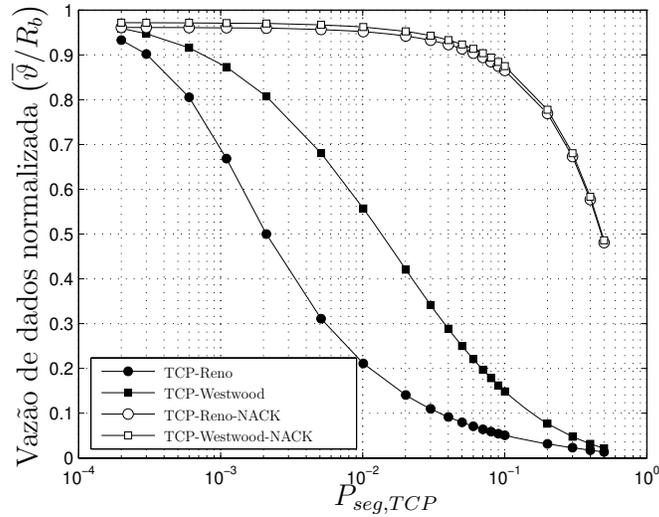


Figura 6.9: Vazão de Dados Normalizada em função da Probabilidade de Erro de Segmentos para o Modelo Proposto e os Modelos TCP-Reno e TCP-Westwood.

Fig 6.9 apresenta as curvas da vazão de dados normalizada em função da probabilidade de erro de segmentos na interface aérea, usando o envio dos NACKs nos protocolos TCP-Reno e TCP-Westwood. Pode-se observar um ganho da vazão de dados apreciável devido ao reconhecimento dos segmentos com erro comparado com os algoritmos convencionais. Também pode-se observar que usando NACKs, o comportamento do protocolo TCP-Westwood é próximo ao TCP-Reno e assim este último por ser mais simples, apresenta maiores vantagens para ser utilizado. Para validar os resultados teóricos, a Fig. 6.10 mostra através de simulação a vazão de dados normalizada usando os protocolos TCP-Reno e o novo protocolo TCP-Reno-NACK, mostrando a exatidão da expressão analítica do ganho do protocolo TCP-Reno-NACK em relação ao protocolo TCP-Reno convencional.

Quando é usado o reconhecimento dos NACKs, a janela de congestionamento tem em média um incremento constante para todos os períodos e a vazão de dados diminui em função dos segmentos com erro. Assim, a vazão de dados normalizada pode ser calculada considerando que a janela de congestionamento incrementa-se constantemente de W_0 até $2W_0$, e pode ser obtida pela seguinte expressão:

$$\frac{\bar{\vartheta}}{R_b} = \frac{n_{2W_0} N_{TCP}}{\Delta t(W_0 = i, n_{2W_0}) R_b} (1 - P_{seg,TCP}), \quad (6.27)$$

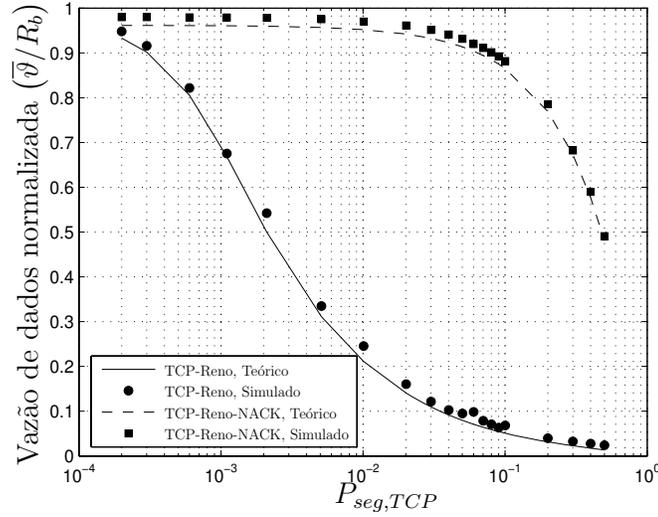


Figura 6.10: Vazão de Dados Normalizada em função da Probabilidade de Erro de Segmentos para os Modelos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK.

onde n_{2W_0} é o número de seqüência quando a janela atinge o valor de $2W_0$, dado por:

$$\begin{aligned} n_{2W_0} &= \sum_{i=0}^{W_0} W_0 + i \\ &= \frac{3}{2} W_0 (W_0 + 1), \end{aligned} \tag{6.28}$$

e $t(W_0 = i, n_{2W_0})$ é o tempo de chegada do ACK da seqüência n_{2W_0} , dado por:

$$t(W_0 = i, n_{2W_0}) = T_{RTT} + \frac{n_{2W_0} - 1}{R_p}. \tag{6.29}$$

De (6.5) temos que se $W_{max} = 2W_0$, então $2W_0 = W_C + B$. Neste trabalho consideramos que $B = W_C$ [45], e assim podemos concluir que:

$$W_C = W_0. \tag{6.30}$$

Usando (6.28), (6.29) e (6.30) em (6.27), temos que a vazão de dados normalizada é

dada por:

$$\begin{aligned} \frac{\bar{\vartheta}}{R_b} &= \frac{\frac{3}{2}W_0(W_0+1)}{W_0 + \frac{3}{2}W_0(W_0+1) - 1} (1 - P_{seg,TCP}) \\ &= \frac{W_0(W_0+1)}{(W_0+2)(W_0 - \frac{1}{3})} (1 - P_{seg,TCP}). \end{aligned} \quad (6.31)$$

Considerando que $W_0 \gg 1$, a expressão (6.31) pode ser simplificada por:

$$\frac{\bar{\vartheta}}{R_b} = \frac{W_0+1}{W_0+2} (1 - P_{seg,TCP}). \quad (6.32)$$

Substituindo $W_0 = W_C = R_p T_{RTT}$ em (6.32), a vazão de dados normalizada é dada por:

$$\frac{\bar{\vartheta}}{R_b} = \frac{\tau_p R_p + 2}{\tau_p R_p + 3} (1 - P_{seg,TCP}) \quad (6.33)$$

Em (6.31) e (6.32), a relação entre o numerador e o denominador é menor que a unidade. Assim, a vazão de dados normalizada pode ser aproximada pelo limitante superior dado pela porcentagem de segmentos com sucesso e é obtida usando a seguinte expressão:

$$\frac{\bar{\vartheta}}{R_b} = 1 - P_{seg,TCP}. \quad (6.34)$$

A Fig. 6.11 apresenta uma comparação do limitante superior da vazão de dados do protocolo TCP com os resultados de simulação e da expressão analítica dada em (6.32) para o protocolo TCP-Reno-NACK, onde pode-se observar a exatidão da expressão teórica e a aproximação do limitante superior.

6.8 Vazão de dados do Protocolo TCP em um Sistema de Comunicações Sem Fio CDMA

Nesta seção é apresentada uma aplicação da proposta do protocolo feita neste capítulo para um sistema de comunicações sem fio CDMA. Nos capítulos anteriores foram obtidas expressões de probabilidade de erro de bit para diferentes esquemas de transmissão e recepção, usando detecção multiusuário descorrelacionadora, arranjo de antenas e co-

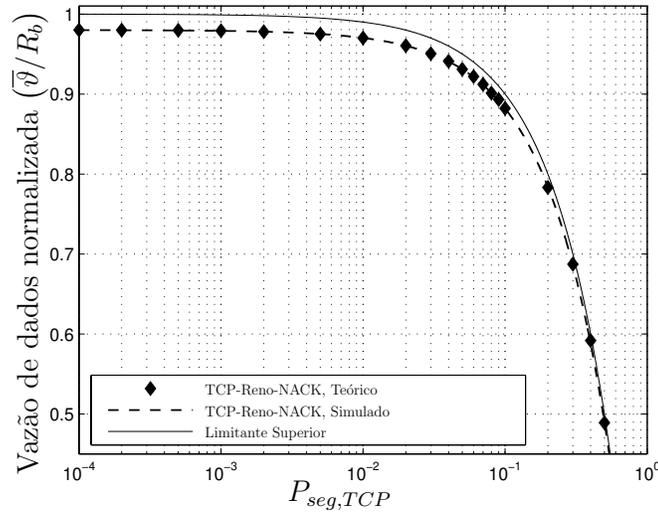


Figura 6.11: Limitante Superior da Vazão de Dados Normalizada em função da probabilidade de erro de segmentos para o Modelo Proposto.

dificação do tipo FEC. Assim, considerando para o modelo do sistema proposto, que o desvanecimento é do tipo não-correlacionado, a probabilidade de erro de segmentos TCP é dada por:

$$P_{seg,TCP} = 1 - (1 - P_b)^{N_{TCP}}, \tag{6.35}$$

onde P_b é a probabilidade de erro de bit.

A Fig. 6.13 mostra a vazão de dados do protocolo TCP normalizada em função do carregamento do sistema, comparando os algoritmos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK. Nesta figura usamos os resultados da Fig. 5.14, que apresenta o desempenho de um sistema DS-CDMA assíncrono como os receptores Rake-2D e RDD-2D para um codificador convolucional com taxa de código $r_c = \frac{1}{2}$ e $d_{free} = 5$. A Fig. 6.14 compara o desempenho dos protocolos TCP-Reno, TCP-Westwood e suas respectivas propostas usando NACKs considerando somente o receptor RDD-2D. Pode-se confirmar que o protocolo TCP-Westwood apresenta melhor desempenho que o TCP-Reno, como também que ambos protocolos usando NACKs possuem um desempenho similar, sendo que o TCP-Reno NACK é bem mais simples de se implementar.

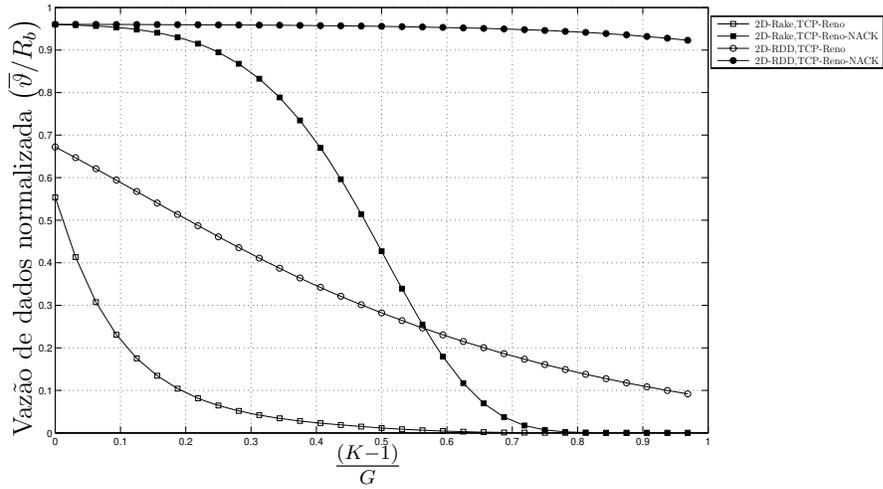


Figura 6.12: Vazão de Dados Normalizada do Protocolo TCP em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, usando os protocolos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = \frac{1}{2}$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

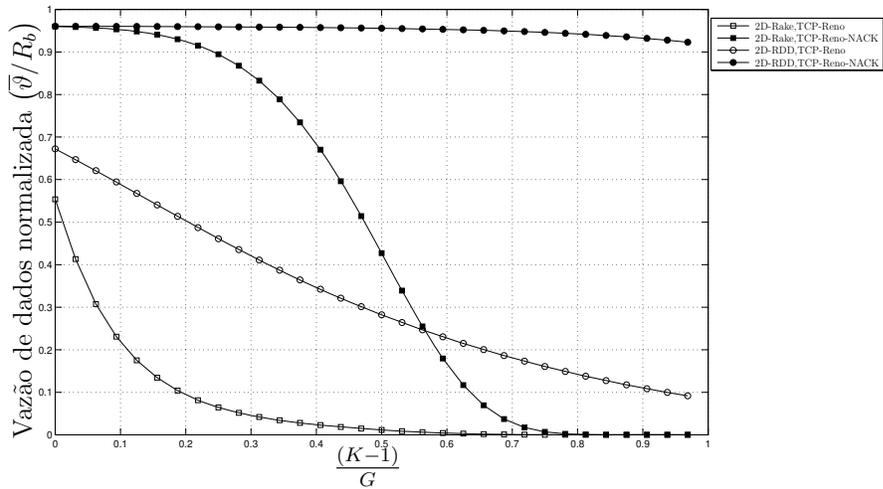


Figura 6.13: Vazão de Dados Normalizada do Protocolo TCP em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, usando os protocolos TCP-Reno e TCP-Reno-NACK, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = \frac{1}{2}$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

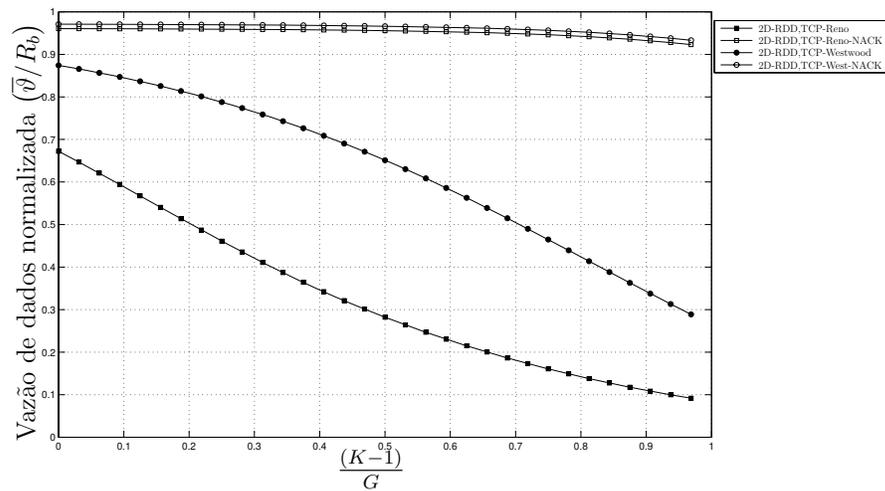


Figura 6.14: Vazão de Dados Normalizada do Protocolo TCP em função do Carregamento, para um Sistema DS-CDMA Assíncrono, usando os Protocolos TCP-Reno, TCP-Westwood, TCP-Reno-NACK e TCP-Westwood-NACK, considerando $M = 2$, $L = 2$, $r_c = \frac{1}{2}$, $d_{free} = 5$, Sequências Aleatórias e $E_b/N_0 = 8$ dB.

Capítulo 7

Conclusões

7.1 Considerações finais

Nesta tese uma nova alternativa para o controle de congestionamento no protocolo TCP em canais sem fio foi proposta. Esta técnica baseia-se no reconhecimento de segmentos com erro transmitidos por um canal sem fio, por parte do nó destino e a confirmação deste erro ao nó fonte usando NACKs (*"negative acknowledgement"*). Por outro lado, considerando que o mecanismo de correção de erros no canal é a base para se aumentar a vazão de dados, neste trabalho apresentamos uma análise detalhada do desempenho do enlace reverso de um sistema CDMA que utiliza detectores multiusuário descorrelacionadores MUD-D em canais seletivos em frequência, tanto para o modelo síncrono quanto para o modelo assíncrono. Na análise, além das técnicas de detecção multiusuário descorrelacionadora, são considerados arranjos de antenas e codificação de canal do tipo FEC convolucional e turbo. Para todos os modelos foram obtidas expressões fechadas, ainda não encontradas na literatura de eficiência assintótica média, da probabilidade média de erro de bit e da complexidade computacional do receptor.

No Capítulo 3 foram analisados dois modelos de receptores MUD-D para canais seletivos em frequência já estudados na literatura, o MDD (*multipath decorrelating detector*) e o RDD (*Rake decorrelating detector*) que eliminam a MAI e a MPI. Mostrou-se que a vantagem prática do receptor RDD sobre o receptor MDD é considerável, tanto do ponto de vista de desempenho, quanto de complexidade. Este resultado se opõe aos apresentados

na literatura, uma vez que o receptor MDD é mais estudado, visto que o filtro descorrelacionador obtém os dados do canal diretamente dos filtros casados de cada percurso, enquanto que o receptor RDD por ser implementado a partir de um banco de receptores Rake, seguido pelo filtro descorrelacionador, usa diretamente as saídas de cada receptor Rake e precisa das amplitudes do desvanecimento e fase do canal já estimadas e conhecidas pelo banco de receptores Rake. O ganho de complexidade do RDD é devido especificamente à complexidade de inversão da matriz do filtro do RDD, que é L^3 vezes menor que a complexidade de se inverter a matriz do filtro do MDD para um mesmo número de usuários. Assim, pode-se concluir que com a tecnologia recente, o fato de se armazenar as amplitudes do desvanecimento e as fases do canal usados pelo receptor Rake para serem usadas pelo filtro descorrelacionador, é bem menos complexo que descorrelacionar todos os percursos de todos os usuários.

Ainda no capítulo 3, a partir da análise e modelagem matricial do sistema CDMA síncrono e assíncrono, tanto para o detector MDD, como para o RDD, foram obtidas expressões fechadas, simples e próximas aos resultados de simulação, da eficiência assintótica, da probabilidade de erro de bit e de complexidade computacional do filtro descorrelacionador. Estas expressões apresentam uma grande concordância com os resultados de simulação. Além disso, mostramos que para o receptor RDD é preciso definir uma matriz de compensação do ganho de diversidade obtido pelo banco de receptores Rake, que é eliminado pelo filtro descorrelacionador do RDD.

O receptor RDD quando comparado com o MDD, além de ter menor complexidade, consegue atingir um alto carregamento do sistema com menor probabilidade de erro de bit, que produz uma alta vazão de dados.

No Capítulo 4 foram analisados três modelos de detectores multiusuário para canais seletivos em frequência considerando um arranjo linear de antenas. Nos dois primeiros modelos analisados, para cada antena do arranjo utilizamos um detector MDD ou RDD, respectivamente, para eliminar a MAI e a MIP. As saídas de cada usuário do banco de detectores MDD ou RDD são combinadas espacialmente para estimar os sinais de informação de cada usuário. O terceiro modelo utiliza um banco de receptores Rake-2D seguidos por um filtro descorrelacionador, definido neste trabalho como receptor RDD-2D. A partir

da análise matricial do sistema CDMA síncrono e assíncrono, foram obtidas expressões fechadas, simples e próximas aos resultados de simulação da eficiência assintótica média, da probabilidade de erro de bit e da complexidade computacional para cada um dos três receptores. Estas expressões apresentam uma grande concordância com os resultados de simulação. Mostrou-se que o receptor RDD-2D comparado com os outros dois modelos, além de ter menor complexidade, apresenta melhor desempenho e consegue atingir um alto carregamento do sistema com baixa probabilidade de erro de bit. Além disso, foi apresentada uma matriz de compensação de diversidade para o receptor RDD-2D, de modo a evitar com que se perca o ganho de diversidade obtida pelo banco de receptores Rake e pelo arranjo de antenas.

No Capítulo 5 foi analisado o detector multiusuário descorrelacionador para canais seletivos em frequência usando códigos corretores de erro do tipo convolucional e turbo. Na análise com codificação turbo foi modelado o enlace reverso de um sistema CDMA para o caso assíncrono usando um arranjo de antenas baseado em um receptor Rake-2D e em um decodificador turbo iterativo com o algoritmo BCJR, que utiliza um código com taxa $r_c = 1/2$. Foram propostas três estratégias de detecção multiusuário e decodificação iterativa.

Na primeira estratégia usamos um receptor RDD-2D que filtra todas as saídas do canal, tanto as correspondentes aos bits sistemáticas quanto as correspondentes aos bits de paridade. Para cada usuário as respectivas saídas filtradas são usadas na decodificação iterativa.

Com o objetivo de se diminuir a complexidade do receptor, foi proposta e analisada uma segunda estratégia de recepção que usa inicialmente um banco de receptores Rake-2D e posteriormente um filtro descorrelacionador unicamente para as saídas do canal correspondentes ao bit sistemático e a um bit de paridade. Assim, a decodificação iterativa para cada usuário usa tanto os resultados filtrados da informação sistemática e do primeiro símbolo de paridade, como também as saídas do banco de receptores Rake-2D correspondentes ao segundo bit de paridade. Esta estratégia diminui a complexidade em duas vezes e com um desempenho próximo da primeira estratégia. Para o algoritmo de decodificação turbo foi obtida a confiabilidade de canal usada para as diferentes estratégias.

Na terceira estratégia o receptor que usa inicialmente um banco de receptores Rake-2D para em seguida fazer a filtragem descorrelacionadora unicamente das saídas do canal correspondentes aos bits sistemáticos. Assim, a decodificação iterativa para cada usuário usa as informações sistemáticas filtradas e as paridades obtidas diretamente do banco de receptores Rake-2D. Esta estratégia reduz em quase três vezes a complexidade de decodificação, mantendo um bom desempenho em relação à primeira estratégia para baixo carregamento.

Na análise com códigos convolucionais foram modelados sistemas CDMA, síncronos e assíncronos, com receptores que utilizam um arranjo de antenas baseado em um receptor RDD-2D. Foram obtidas expressões fechadas para a probabilidade de erro de bit e para a complexidade computacional do receptor.

No Capítulo 6 mostramos inicialmente com detalhe a modelagem matemática do algoritmo TCP com mecanismo de controle de congestionamento Reno e Westwood. Posteriormente, apresentamos uma nova estratégia para controle de congestionamento para canais sem fio, baseado no reconhecimento de erros de segmentos TCP no canal sem fio. Assim, quando o nó destino reconhece um erro em um segmento, ao invés de se jogar fora esta informação, ele informa o erro usando NACKs ao nó transmissor evitando a diminuição do comprimento da janela de transmissão, preservando assim a vazão. A confirmação dos NACKs foi inserida nos algoritmos Reno e Westwood e assim foi obtida a vazão em função da probabilidade de erro de segmento TCP em um canal sem fio, tanto por simulação quanto analiticamente, mostrando o alto ganho que apresenta a proposta em relação aos mecanismos de controle de congestionamento Reno e Westwood originalmente usados no canal sem fio. Nos resultados mostramos que o protocolo TCP-Reno usando NACKs tem quase o mesmo desempenho que o Westwood usando NACKs com muito menor complexidade computacional, já que o protocolo Reno não precisa estimar a banda do canal. Finalmente, foi apresentado um limitante superior para a vazão de dados normalizada em função unicamente da probabilidade de erro de segmento TCP no canal sem fio.

7.2 Contribuições da Tese

As contribuições desta tese são:

- Expressões fechadas, simples e precisas para a eficiência assintótica média, probabilidade de erro de bit e complexidade de detectores multiusuário descorrelacionadores MDD e RDD para sistemas CDMA, síncronos e assíncronos, em canais seletivos em frequência. Mostrando-se analiticamente e por simulação que o RDD apresenta melhor desempenho que o MDD.
- Expressões fechadas, simples e precisas para a eficiência assintótica média, probabilidade de erro de bit e complexidade de detectores multiusuário descorrelacionadores para sistemas CDMA, síncronos e assíncronos, em canais seletivos em frequência usando um arranjo de antenas. Mostrando-se o alto desempenho do receptor RDD-2D, definido neste trabalho.
- Expressões fechadas, simples e precisas para a eficiência assintótica média, probabilidade de erro de bit e complexidade de detectores multiusuário descorrelacionadores para sistemas CDMA, síncronos e assíncronos, em canais seletivos em frequência usando um arranjo de antenas e codificação convolucional.
- Três estratégias para decodificação iterativa, quando são usados códigos turbo e detectores multiusuário descorrelacionadores para sistemas CDMA assíncronos em canais seletivos em frequência usando arranjo de antenas.
- Novo mecanismo de controle de congestionamento para o protocolo TCP em canais sem fio, baseado no reconhecimento de segmentos errados em um canal sem fio, para isto enviando NACKs ao nó transmissor. Foram obtidas expressões fechadas da vazão de dados em função da probabilidade de erro de segmentos TCP em um canal sem fio, assim como fio realizada a simulação. Finalmente, foi mostrado o alto desempenho do mecanismo de controle de congestionamento proposto.

7.3 Propostas para Trabalhos Futuros

- O mecanismo de controle de congestionamento proposto neste trabalho aumenta a vazão de dados do protocolo TCP com base no reconhecimento de erros na transmissão em um canal sem fio. Os segmentos com erro são retransmitidos imediatamente depois da confirmação do NACK feita pelo nó destino. Este processo supõe manter um bom nível de atraso de sistemas de comunicações. Portanto, é proposto realizar a otimização do atraso e a obtenção do atraso médio do mecanismo de controle de congestionamento proposto.
- A obtenção da vazão de dados de redes ad-hoc usando o mecanismo de congestionamento proposto neste trabalho.
- Na análise de detecção multiusuário descorrelacionadora para canais seletivos em frequência considerou-se neste trabalho sistemas unicelulares, uma proposta é obter expressões de eficiência assintótica média, probabilidade de erro médio de bit e de complexidade computacional no receptor para sistemas constituído por múltiplas células.
- Na análise de detecção multiusuário descorrelacionadora para canais seletivos em frequência considerou-se neste trabalho a estimativa ideal da fase do canal e da amplitude do desvanecimento. Usando o arranjo de antenas pode-se inserir outros modelos de estimativa da fase do canal e determinar o desempenho dos diferentes modelos de recepção, tanto por simulação, quanto por expressões analíticas.

7.4 Publicações

- Gonzalo Olmedo Cifuentes and Celso de Almeida, "Exact Performance Analysis of the 2D-rake Decorrelating Detector for Synchronous DS-SS Systems in Frequency-Selective Fading Channels.", *IEEE ANDESCON 2008*, Cusco-Perú, Outubro 2008.
- Gonzalo Olmedo Cifuentes, Celso de Almeida e Renato Baldini, "Eficiência da

Transmissão de Dados em Sistemas de Comunicação sem fio CDMA usando Estratégias de Correção de Erro RLP e FEC na Camada de Enlace” (*Data transmission efficiency over CDMA systems employing RLP and FEC error control strategies on the radio link layer*), *IEEE LATIN AMERICA TRANSACTIONS*, ISSN 1548-0992, Vol. 5, Issue No. 5, pp. 280-286, Setembro 2007

- Gonzalo Olmedo Cifuentes, Celso de Almeida and Renato Baldini, "Analysis of Throughput of TCP protocol in 3G-CDMA Systems.", *IEEE ANDESCON 2006*, Quito-Ecuador, Setembro 2006.
- Gonzalo Olmedo Cifuentes and Celso de Almeida, "Multiuser Decorrelating Detectors for DS-CDMA on Frequency-Selective Fading Channels.", Proceedings of the 9th International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications, *IEEE ISSSTA 2006*, ISBN 0-7803-9780-0, pp-123-127, Agosto 2006.
- Gonzalo Olmedo Cifuentes e Celso de Almeida, "Detecção Descorrelacionadora Multiusuário para Sistemas CDMA em Canais Seletivos em Frequência.", Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, *SBrT 2005*, ISBN 85-89748-03-0, pp 852-857, Campinas-Brasil, 2005.
- Gonzalo Olmedo Cifuentes e Celso de Almeida, "Vazão de Dados do Protocolo TCP em Redes mistas utilizando Sistemas de Comunicação sem fio CDMA.", Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, *SBrT 2005*, ISBN 85-89748-03-0, pp 165-170, Campinas-Brasil, 2005.
- Gonzalo Olmedo Cifuentes, Celso de Almeida e Renato Baldini, "Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas de Comunicações Sem Fio CDMA usando estratégias de correção de erro FEC e RLP.", Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, *SBrT 2004*, Belém-Brasil, 2004.

Apêndice A

Solução de Integrais

A.1 Solução da Primeira Integral

A integral (2.185) proposta na seção 2.17.2 é reescrita a seguir:

$$p(y_k|x_k) = \int_0^\infty p(\alpha)p(y_k|x_k, \alpha)d\alpha.$$

Usando (2.6) e (2.184) em (2.185) tem-se que:

$$\begin{aligned} p(y_k|x_k) &= \int_0^\infty \frac{\alpha}{\sigma_\alpha^2} \exp\left(-\frac{\alpha^2}{2\sigma_\alpha^2}\right) \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp\left[-\frac{(y_k - \alpha u_k)^2}{2\sigma_n^2}\right] d\alpha \\ &= \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_\alpha^2\sigma_n} \exp\left(-\frac{y_k^2}{2\sigma_n^2}\right) \int_0^\infty \alpha \exp\left[-\alpha^2\left(\frac{1}{2\sigma_\alpha^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2}\right) + \alpha\frac{u_k y_k}{\sigma_n^2}\right] d\alpha \\ &= 2K_1 F(y_k) \int_0^\infty \alpha \exp(-\alpha^2 K_1 + \alpha K_2) d\alpha, \end{aligned} \tag{A.1}$$

onde:

$$F(y_k) = \frac{1}{2K_1\sqrt{2\pi}\sigma_\alpha^2\sigma_n} \exp\left(-\frac{y_k^2}{2\sigma_n^2}\right), \tag{A.2}$$

$$K_1 = \frac{1}{2\sigma_\alpha^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2} \tag{A.3}$$

$$K_2 = \frac{u_k y_k}{\sigma_n^2}. \tag{A.4}$$

A integral de (A.1) reescrita abaixo

$$I = \int_0^{\infty} \alpha \exp(-\alpha^2 K_1 + \alpha K_2) d\alpha \quad (\text{A.5})$$

é resolvida a seguir:

$$\begin{aligned} I &= \int_0^{\infty} \alpha \exp(-\alpha^2 K_1 + \alpha K_2) d\alpha \\ &= -\frac{1}{2K_1} \exp(-\alpha^2 K_1 + \alpha K_2) \Big|_0^{\infty} + \frac{K_2}{2K_1} \int_0^{\infty} \exp[-a^2 K_1 + a K_2] da \\ &= \frac{1}{2K_1} + \frac{K_2 \sqrt{\pi}}{4K_1 \sqrt{K_1}} \exp\left(\frac{K_2^2}{4K_1}\right) \left[1 - \operatorname{erf}\left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}}\right)\right] \\ &= \frac{1}{2K_1} + \frac{K_2 \sqrt{\pi}}{4K_1 \sqrt{K_1}} \exp\left(\frac{K_2^2}{4K_1}\right) \operatorname{erfc}\left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}}\right), \end{aligned} \quad (\text{A.6})$$

onde

$$\begin{aligned} \operatorname{erf}(x) &= \frac{2}{\sqrt{2\pi}} \int_0^x e^{-t^2} dt \\ &= 1 - \operatorname{erfc}(x). \end{aligned} \quad (\text{A.7})$$

Usando (A.6) em (A.1) obtém-se que:

$$p(y_k|x_k) = F(y_k) \left\{ 1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp\left[\frac{K_2^2}{4K_1}\right] \operatorname{erfc}\left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}}\right) \right\}, \quad (\text{A.8})$$

A.2 Aproximação de Wilson

Como já foi dito na seção 2.17.2 na literatura, Wilson [40] apresenta uma aproximação para (2.185), dada por:

$$p(y_k|x_k) = F(y_k) F_2(\gamma_{bc}) \exp[2\gamma_{bc} u_k y_k E(\alpha)], \quad (\text{A.9})$$

onde $E(\alpha)$ é o valor médio do desvanecimento e $F_2(\gamma_{bc})$ é uma função heurística da relação sinal-ruído por bit codificado $\gamma_{bc} = \gamma_b r_c$, obtida numericamente, e apresentada na Tab. A.1. A Fig. A.1 faz uma comparação da função densidade de probabilidade $p(y_k|x_k)$ dada

Tabela A.1: Função $F_2(\gamma_{bc})$.

$F_2(\gamma_{bc})$	Condição
0,97	$\gamma_{bc} < -1$
0,77	$-1 \leq \gamma_{bc} \leq 0$
0,75	$0 < \gamma_{bc} \leq 0,5$
0,7	$0,5 < \gamma_{bc} \leq 1$
0,6	$1 < \gamma_{bc} \leq 2$
0,55	$2 < \gamma_{bc} \leq 3$
0,47	$3 < \gamma_{bc} \leq 4$

Tabela A.2: Parâmetros para a Fig. A.1.

Parâmetro	valor
u_k	+1
r_c	$\frac{1}{2}$
σ_α^2	$\frac{1}{2}$
$E(\alpha) = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_\alpha$	$\frac{\sqrt{\pi}}{2}$
γ_b	0 [dB]

em (A.8) e sua aproximação dada em (A.9), baseado nos parâmetros da Tab. A.2. A Fig. A.2 apresenta um segundo exemplo de comparação para $\gamma_{bc} = 2 \text{ dB}$. Nas Fig. A.1 e Fig. A.2 pode-se observar que a aproximação dada em (A.9) pode ser usada na avaliação de desempenho do canal modelado.

A.3 Solução da Segunda Integral

A integral (2.196) proposta na seção 2.18 é reescrita a seguir:

$$p(y_k|x_k) = \int_{\alpha_L=0}^{\infty} \dots \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} p(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L)p(y_k|u_k, \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_L)da_1da_2\dots da_L \tag{A.10}$$

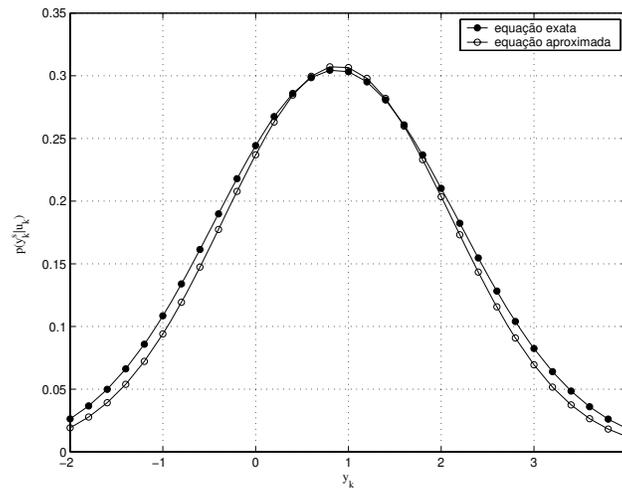


Figura A.1: Função Densidade de Probabilidade $p(y_k|u_k)$ para $\gamma_{bc} = 0 \text{ dB}$.

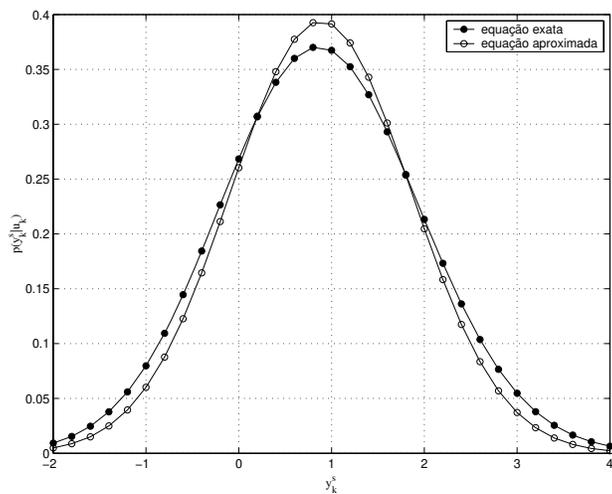


Figura A.2: Função Densidade de Probabilidade $p(y_k^e|u_k)$ para $\gamma_{bc} = 2 \text{ dB}$.

Usando (2.197) e (2.198) em (2.196), temos que:

$$\begin{aligned}
 p(y_k|x_k) &= \int_{\alpha_L=0}^{\infty} \dots \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} \prod_{l=1}^L \frac{\alpha_l}{\sigma_\alpha^2} \\
 &\quad \times \exp \left[-\frac{\alpha_l^2}{2\sigma_\alpha^2} \right] \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} \exp \left[-\frac{(y_k - \alpha_l u_k)^2}{2\sigma_n^2} \right] da_1 da_2 \dots da_L \\
 &= \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_\alpha^2 \sigma_n} \right)^L \exp \left[-\frac{y_k^2 L}{2\sigma_n^2} \right] \\
 &\quad \times \int_{\alpha_L=0}^{\infty} \dots \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} \prod_{l=1}^L \alpha_l \exp \left[-\alpha_l^2 \left(\frac{1}{2\sigma_a^2} + \frac{u_k^2}{2\sigma_n^2} \right) + \alpha_l \frac{u_k y_k}{\sigma_n^2} \right] da_1 da_2 \dots da_L \\
 &= F_3(y_k) \int_{\alpha_L=0}^{\infty} \dots \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} \prod_{l=1}^L \alpha_l \exp \left[-\alpha_l^2 K_1 + \alpha_l K_2 \right] da_1 da_2 \dots da_L,
 \end{aligned} \tag{A.11}$$

onde:

$$F_3(y_k) = \left(\frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_\alpha^2 \sigma_n} \right)^L \exp \left[-\frac{y_k^2 L}{2\sigma_n^2} \right]. \tag{A.12}$$

Para a obtenção da integral dada em (A.11):

$$I = \int_{\alpha_L=0}^{\infty} \dots \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} \prod_{l=1}^L \alpha_m \exp \left[-\alpha_l^2 K_1 + \alpha_l K_2 \right] da_1 da_2 \dots da_L, \tag{A.13}$$

são consideradas primeiramente duas réplicas do sinal transmitido ($L = 2$), e para sua resolução são usadas algumas estratégias já utilizadas em (A.6). Assim, a resposta para esta consideração é obtida a seguir:

$$\begin{aligned}
 I_{L=2} &= \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} \alpha_1 \alpha_2 \exp \left[-K_1(\alpha_1^2 + \alpha_2^2) + K_2(\alpha_1 + \alpha_2) \right] da_1 da_2 \\
 &= \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \alpha_2 \exp \left(-K_1 \alpha_2^2 + K_2 \alpha_2 \right) \left[\frac{1}{2K_1} + \frac{K_2 \sqrt{\pi}}{4K_1 \sqrt{K_1}} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] da_2 \\
 &= \frac{1}{2K_1} \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \alpha_2 \exp \left(-K_1 \alpha_2^2 + K_2 \alpha_2 \right) d\alpha_2 \\
 &= \left\{ \frac{1}{2K_1} \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] \right\}^2.
 \end{aligned} \tag{A.14}$$

A seguir a integral (A.13) é desenvolvida considerando-se três réplicas do sinal transmitido ($L = 3$):

$$\begin{aligned}
I_{L=3} &= \int_{\alpha_3=0}^{\infty} \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \int_{\alpha_1=0}^{\infty} \alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \exp \left[-K_1(\alpha_1^2 + \alpha_2^2 + \alpha_3^2) + K_2(\alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3) \right] d\alpha_1 d\alpha_2 d\alpha_3 \\
&= \frac{1}{2K_1} \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp \left[\frac{K_2^2}{4K_1} \right] \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] \\
&\quad \times \int_{\alpha_3=0}^{\infty} \int_{\alpha_2=0}^{\infty} \alpha_2 \alpha_3 \exp \left[-K_1(\alpha_2^2 + \alpha_3^2) + K_2(\alpha_2 + \alpha_3) \right] d\alpha_2 d\alpha_3 \\
&= \left\{ \frac{1}{2K_1} \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] \right\}^3. \tag{A.15}
\end{aligned}$$

Com base nas respostas obtidas em (A.14) e (A.15), pode-se conjecturar que para um número de réplicas L , a solução da integral (A.13) é:

$$I_L = \left\{ \frac{1}{2K_1} \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right] \right\}^L, \tag{A.16}$$

Usando (A.16) em (A.11) podemos obter a aproximação da função densidade de probabilidade $p(y_k|x_k)$ como:

$$p(y_k|x_k) = F_3(y_k) \left[1 + \frac{K_2}{2} \sqrt{\frac{\pi}{K_1}} \sqrt{\pi} \exp \left(\frac{K_2^2}{4K_1} \right) \operatorname{erfc} \left(-\frac{K_2}{2\sqrt{K_1}} \right) \right]^L. \tag{A.17}$$

Bibliografia

- [1] L. Brakmo, L. Person, "TCP Vegas: End to End Congestion Avoidance on a Global Internet", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 13 No.8, October 1995.
- [2] S. Floyd, "TCP and Successive Fast Retransmits", *Technical Report, Lawrence Berkeley Laboratory*, May 1995.
- [3] V. Jacobson, "Modified TCP Congestion Avoidance Algorithm", *End2end-interest Mailing List*, April 1990.
- [4] V. Jacobson, M. Karels, "Congestion Avoidance and Control", *In Proc. ACM SIGCOMM*, August 1988.
- [5] G. Olmedo Cifuentes, "Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas de Comunicação sem Fio CDMA usando Estratégias de Correção de Erro FEC e RLP", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2003.
- [6] TIA/EIA/IS-707-A-2.10, "Data Service Options for Spread Spectrum Systems: Radio Link Protocol Type 3 ", January 2000.
- [7] J. Proakis, *Digital Communications*, McGraw-Hill, 3rd Ed., 1994.
- [8] C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima, "Near Shannon limit error-correcting coding and decoding. Turbo codes," in *Proc. IEEE Int. Conf. Communications*, pp. 1064-1070, May 1993.
- [9] H. Holma and A. Toskala, *WCDMA for UMTS Radio Access for Third Generation Mobile Communications*, revised edn, John Wiley and Sons, Finland, 2000.

- [10] 3GPP2 C.S0002-B, Physical Layer Standard for cdma2000 Spread Spectrum Systems Release B, April 19, 2002.
- [11] S. Verdu, *Multiuser Detection*, Cambridge Press, 1998.
- [12] R. Price and P. E. Green Jr., "A Communication Technique for Multipath Channels", *Proc. IRE*, Vol. 46, pp. 555-570, March 1958.
- [13] B. H. Khalaj, A. Paulraj and T. Kailath, "2D-RAKE Receivers for CDMA Cellular Systems", *Proc. IEEE GLOBECOM Conf.*, Vol. 1, pp. 400-404, Dec. 1994.
- [14] G. Wang and D. Li, Improved Linear Decorrelating Detector on Chip level in Multiple Antenna CDMA System, 5th International Symposium on Multi-Dimensional Mobile Communications Proceedings, Vol. 1, pp. 328-332, Sept. 2004.
- [15] C. L. Wang; C. C. Wu, Multiuser Detection with Antenna Diversity Reception for Multirate MCCDMA Uplink Systems, IEEE Vehicular Technology Conference Proceedings, VTC 2003-Fall, Vol. 4, pp. 2554-2558 Vol.4, Oct. 2003.
- [16] H. Huang, H. Viswanathan, Multiple Antennas and Multiuser Detection in High Data Rate CDMA Systems, IEEE Vehicular Technology Conference Proceedings, VTC 2000-Spring, Vol. 1, pp. 556- 560, May 2000.
- [17] J. W. Park, S. H. Shin and K. S. Kwak, Multiuser Detection for DS/CDMA Systems with Adaptive Antenna Array, Proceedings of the IEEE Region 10 Conference, Vol. 2, pp. 1232-1235, 15-17 Sept. 1999.
- [18] A. Chkeif, G. K. Kaleh, Multiuser Detector for CDMA with Antenna Array Signals, International Symposium on Systems, and Electronics, ISSSE 98, pp. 241-246, Oct. 1998.
- [19] C. Z. W. H. Sweatman, J. S. Thompson, P. M. Grant and B. Mulgrew, Multiuser Detection for CDMA Antenna Array Receivers, IEEE Global Telecommunications Conference, GLOBECOM 98, Vol. 1, pp. 237-240, Nov. 1998.

-
- [20] C. Papadias, H. Huang, L. Mailaender, Adaptive Multi-user Detection of Fading CDMA Channels using Antenna Arrays, Conference on Signals, Systems and Computers, Vol. 2, pp. 1564-1568, Nov. 1998.
- [21] K. S. Kim, S. Y. Kim, J. Lee, I. Song, S. R. Lee and J. Bae, Suboptimum Multiuser Detection of the QS-CDMA Systems using Antenna Array, Proceedings MILCOM 97, Vol. 2, pp. 798-802, Nov. 1997.
- [22] Zoran Zvonar and David Brady, Combined Multiuser Detection and Diversity Reception for Wireless CDMA Systems, IEEE Trans. Comm., Vol. 45 No. 1, pp. 205-211, Feb. 1996.
- [23] T. Brown and M. Kaveh, A Decorrelating Detector for Use with Antenna Arrays, IEEE International Conference on Acoustics, Speech, and Signal Processing, ICASSP-96, Vol. 5, pp 2662-2665, May 1996.
- [24] S. Hosur, A. H. Tewfik, V. Ghazi-Moghadam, Adaptive Multiuser Receiver Schemes for Antenna Arrays, IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, PIMRC95, Vol. 3, pp. 940, Sept. 1995.
- [25] Zoran Zvonar and David Brady, "Suboptimal Multiuser Detector for Frequency-Selective Rayleigh Fading Synchronous CDMA Channels", *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 43 No. 2/3/4, pp. 154-157, February/March/April 1995.
- [26] Zoran Zvonar and David Brady, "Combined Multiuser Detection and Diversity Reception for Wireless CDMA Systems", *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 45 No. 1, pp. 205-211, February 1996.
- [27] Huang, H.C. and Schwartz, S.C. "A Comparative Analysis of Linear Multiuser Detectors for Fading Multipath Channels", *IEEE Global Telecommunications Conference '94*, 28 Nov. -2 Dec. 1994.
- [28] M. B. Pursley and D. V Sarwate, "Performance Evaluation for Phase-Coded Spread-Spectrum Multiple Access Communication - Part I: System Analysis", *IEEE Transactions on Communications*, Vol. COM-25, No. 8, pp. 795-799, Aug. 1977.

- [29] J. C. Liberti, Jr. and T. S. Rappaport, "Smart Antennas for Wireless Communications: IS-95 and Third Generation CDMA Applications", Prentice Hall PTR, 1999.
- [30] S. K. Teshima and C. de Almeida, "Lower Bound on Normalised Interference Mean and Standard Deviation for CDMA Systems Using Antenna Arrays", *Electronics Letters*, Vol. 36, No. 21, pp. 1761-1762, 12th October 2000.
- [31] L. Lee, AR. Hammons, F. Sun, and M. Eroz, "Application and Standardization of Turbo Codes in Third-Generation High-Speed Wireless Data Service," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 49 No. 6, pp. 2198-2207, November 2000.
- [32] P. Elias, "Coding for noisy channels," *IRE Conv. Rec.* pt. 4, pp. 37-46, 1995.
- [33] Forney Jr., G.D., "Concatenated Codes", in *MIT Press*, Cambridge, Massachusetts, 1966.
- [34] L. Perez, J. Seghers and D. Costello, "A Distance Spectrum Interpretation of Turbo Codes," *IEEE Trans. Theory*, Vol.42, No.6 ,pp. 1698-1709, November 1996.
- [35] S. Benedetto, R. Garello and G. Montorsi, "A Search for Good Convolutional Codes to be Used in the Construction of Turbo Codes," *IEEE Trans. Commun*, Vol. 46, No. 9, pp. 1101-1105, September 1998.
- [36] S. Benedetto and G. Montorsi, "Unveiling Turbo-Codes: Some results on parallel concatenated coding schemes," *IEEE Trans. Inform. Theory*, Vol. 42 ,pp. 409-429, March 1996.
- [37] S. Benedetto and G. Montorsi, "Design of Parallel Concatenated Convolutional Codes," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 44, pp. 591-600, May 1996.
- [38] D. Rowitch, "Convolutional and Turbo Coded Multicarrier Direct Sequence CDMA, and Applications of Turbo Codes to Hybrid ARQ Communication System, "Ph.D. dissertation, Univ. California San Diego, La Jolla, CA, June 1998.

- [39] L. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek and J. Raviv, "Optimal Decoding of Linear Codes for Minimizing Symbol Error Rate," *IEEE Trans. Inf. Theory*, Vol.20, pp. 284-287, March 1974.
- [40] E. Hall, S. Wilson, "Design and Analysis of Turbo Codes Rayleigh Fading Channels," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 16 No. 2, pp. 160-174, February 1998.
- [41] W. Stevens, *TCP/IP Illustrated, Volume 1 - The Protocols*. Addison Wesley. 1994.
- [42] G. Olmedo Cifuentes, C. de Almeida e R. Baldini, "Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas de Comunicação sem Fio CDMA usando Estratégias de Correção de Erro FEC e RLP", Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Belém PA, Brasil, 2004.
- [43] G. Olmedo Cifuentes, C. de Almeida and R. Baldini, "On the Throughput and Average Delay of 3G-CDMA Systems", IEEE ANDESCON, Quito, Equador, 2006.
- [44] T. B. da Nóbrega, "Eficiência dos Protocolos TCP/RLP sobre Sistemas sem Fio WCDMA usando Arranjo Lineares de Antenas", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2002.
- [45] C. Casetti, M. Gerla, S. Mascolo, M. Y. Sanadidi, and R. Wang, "TCP Westwood: Bandwidth estimation for enhanced transport over wireless links", ACM Mobicom, pp. 287 to 297, July 2001.
- [46] K. Xu, Y. Tian, and N. Ansari, "TCP-Jersey for Wireless IP Communications, *IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATIONS*, Vol. 22, No. 4, MAY 2004.
- [47] Silvia Coelho and Celso de Almeida, "On the Performance of CDMA Systems in Frequency-Selective Fading Channels Employing Antenna Array.", MSc Thesis, DECOM-FEEC-UNICAMP, 2002.
- [48] Yuan LI, Kwok H. LI, "Capacity Comparison of Turbo and Convolutional Codes in Multi-cell DS-CDMA Systems", IEEE, VTC2000, 2000.
- [49] J. Conan, "The Weight Spectra of some Short Low-Rate Convolutional Codes", *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 32, pp. 1050-1053, September 1984.

- [50] A. Leon Garcia, *Probability and Random Processes for Electrical Engineering*, Addison-Wesley Publishing Co., 1994.