

UNIVERSIDADE TECNOLÓGICA FEDERAL DO PARANÁ
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA E
INFORMÁTICA INDUSTRIAL

ANDRÉ GUSTAVO DEGRAF UCHÔA

**MECANISMOS DE HARQ USANDO CÓDIGOS LDPC COM
RETRANSMISSÃO PARCIAL E COMBINAÇÃO POR DIVERSIDADE**

TESE

CURITIBA

2011

ANDRÉ GUSTAVO DEGRAF UCHÔA

**MECANISMOS DE HARQ USANDO CÓDIGOS LDPC COM
RETRANSMISSÃO PARCIAL E COMBINAÇÃO POR DIVERSIDADE**

Tese apresentada ao Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial da Universidade Tecnológica Federal do Paraná como requisito parcial para obtenção do título de “Doutor em Ciências” – Área de Concentração: Telemática.

Orientador: Prof. Dr. Richard Demo Souza

Co-orientador: Prof. Dr. Marcelo Eduardo Pelenz

CURITIBA

2011

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação

D321 Degraf Uchôa, André Gustavo
Mecanismos de HARQ usando códigos LDPC com retransmissão parcial e
combinação por diversidade / André Gustavo Degraf Uchôa. — 2011.
85 f. : il. ; 30 cm

Orientador: Richard Demo Souza.

Coorientador: Marcelo Eduardo Pellenz.

Tese (Doutorado) – Universidade Tecnológica Federal do Paraná. Programa de Pós-
graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial. Curitiba, 2011.

Bibliografia: f. 83-85.

1. Sistemas de comunicação sem fio. 2. Sistemas de transmissão de dados. 3.
Códigos de controle de erros (Teoria da informação). 4. Teoria da codificação.
5. Simulação (Computadores). 6. Engenharia elétrica – Teses. I. Souza, Richard
Demo, orient. II. Pellenz, Marcelo Eduardo, coorient. III. Universidade Tecnológica
Federal do Paraná. Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática
Industrial. IV. Título.

CDD (22. ed.) 621.3

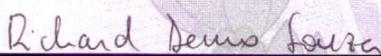
Título da Tese N°. 69

“Mecanismos de Harq usando Códigos LDPC com Retransmissão Parcial e Combinação por Diversidade”

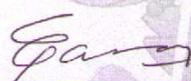
por

André Gustavo Degraf Uchôa

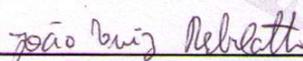
Esta tese foi apresentada como requisito parcial à obtenção do título de Doutor EM CIÊNCIAS – Área de Concentração: Telemática, pelo Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial – CPGEI – da Universidade Tecnológica Federal do Paraná – UTFPR – Câmpus Curitiba, às 13h30min do dia 15 de dezembro de 2011. O trabalho foi aprovado pela Banca Examinadora, composta pelos professores:

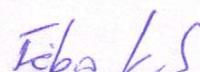

Prof. Richard Demo Souza, Dr.
(Presidente – UTFPR)


Prof. Jaime Portugueseis, Dr.
(UNICAMP)


Prof. Evelio Martin Garcia Fernandez, Dr.
(UFPR)


Ricardo Carvalho Pereira, Dr.
(TIM)


Prof. João Luiz Rebelatto, Dr.
(UTFPR-CT)


Prof. Fábio Kurt Schneider, Dr.
(Coordenador do CPGEI)

Visto da coordenação:

Dedico esta tese, primeiro a DEUS, aos meus pais, aos meus primos
Cezar, Cliceu e Josué.

AGRADECIMENTOS

Agradeço a DEUS por me manter vivo e com saúde. Agradeço aos meus pais pelo apoio incondicional em todos os momentos difíceis da minha vida. Agradeço aos colegas e mestres do PA-KUA. Agradeço ao pessoal da Academia Via Aventura. Agradeço aos meus orientadores pela dedicação e esforço empregado em mim. Também agradeço aos meus colegas de laboratório, Glauber Brante, Marcos Kakitani, Hirley Alves, William Bezerra da Silva, Emerson Santa Rita, Sérgio Bezerra, os quais contribuíram direta ou indiretamente neste documento. Gostaria de agradecer a visita técnica realizada na Universidade de York, Reino Unido, sobre a orientação do Prof. Dr. Rodrigo C. de Lamare. Esta visita foi conduzida no Laboratório de Comunicações, no Departamento de Física e Eletrônica. Gostaria de agradecer aos colegas de laboratório da Universidade de York: Cornelius Healy, Li Li, Jingjing Liu, Peng Li, entre outros. Gostaria de agradecer ao General Ítalo Conti pelas sábias orientações a mim fornecidas.

“De tanto ver triunfar as nulidades, de tanto ver prosperar a desonra, de tanto ver crescer a injustiça, de tanto ver agigantarem-se os poderes nas mãos dos maus, o homem chega a desanimar da virtude, a rir-se da honra, a ter vergonha de ser honesto.” (*Senado Federal, RJ. Obras Completas, Rui Barbosa. v. 41, t. 3, 1914, p. 86*)

RESUMO

DEGRAF UCHÔA, André Gustavo. MECANISMOS DE HARQ USANDO CÓDIGOS LDPC COM RETRANSMISSÃO PARCIAL E COMBINAÇÃO POR DIVERSIDADE. 85 f. Tese – Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial, Universidade Tecnológica Federal do Paraná. Curitiba, 2011.

Os recentes padrões de sistemas de comunicação estão incluindo em suas normas mecanismos de retransmissão de pacotes. Este trabalho apresenta mecanismos de retransmissão de pacotes de formas simples e mais eficientes do que os mecanismos clássicos de retransmissão de pacotes. São apresentados esquemas de retransmissão de pacotes que utilizam retransmissões parciais e combinação por diversidade. Além disso, serão apresentadas análises teóricas para validar os resultados obtidos das simulações. Estas análises teóricas são obtidas através das análises de EXIT *charts* e da informação mútua. Os resultados e análises foram realizados em canais do tipo AWGN e com desvanecimento por blocos (*Block-Fading*). A complexidade computacional, facilidade de implementação e baixo consumo médio de energia por transmissão dos métodos propostos são alguns dos motivos pelos quais, tornam-se interessantes tanto para a área acadêmica quanto para a indústria.

Palavras-chave: HARQ, LDPC, Turbo, Combinação por Diversidade

ABSTRACT

DEGRAF UCHÔA, André Gustavo. HARQ SCHEMES USING LDPC CODES WITH PARTIAL RETRANSMISSION AND DIVERSITY COMBINING. 85 f. Tese – Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial, Universidade Tecnológica Federal do Paraná. Curitiba, 2011.

Modern standards of communication systems are including in their standards retransmission mechanisms. This work presents mechanisms for retransmission of packets by simpler and more efficient than the classical mechanisms of packet retransmissions. The proposed schemes presented use packet retransmission with partial retransmission and diversity combining. In addition, theoretical analysis will be presented to validate the results of the simulations. These theoretical analysis are obtained through the analysis EXIT *charts* and mutual information. The results and analysis were performed on channels such as AWGN and *Block-Fading*. The computational complexity, ease implementation and low average energy consumption for transmission of the proposed methods are some of the reasons they become interesting both for academia and for industry.

Keywords: HARQ, LDPC, Turbo, Diversity Combining

LISTA DE FIGURAS

FIGURA 1	– Palavra código de comprimento N sobre $F = 3$ desvanecimentos distintos.	24
FIGURA 2	– Stop and Wait ARQ.	25
FIGURA 3	– Go-Back-N - ARQ	26
FIGURA 4	– Selective Repeat ARQ	26
FIGURA 5	– HARQ Tipo I	28
FIGURA 6	– HARQ Tipo I - Combinação por Diversidade	28
FIGURA 7	– Representação em grafo bipartido de Tanner da matriz \mathbf{H}	35
FIGURA 8	– Modelo do sistema considerado.	37
FIGURA 9	– Curvas Exit para o IEEE 802.16e código LDPC taxa 1/2 com o CC Típico em canal AWGN, $N_{TX} = \{1, 2, 3\}$ e $E_b/N_0 = -3$ dB.	38
FIGURA 10	– Throughput estimado e simulado para o IEEE 802.16e código de taxa 1/2 com o CC Típico em canal AWGN.	40
FIGURA 11	– Throughput estimado (considerando transmissões fracionadas) e simulado para o IEEE 802.16e código de taxa 1/2 com o CC Típico em canal AWGN.	40
FIGURA 12	– Estimação teórica do throughput para os métodos SP, DDB, CRL e CC Típico em canal AWGN, considerando o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa $R = 1/2$	45
FIGURA 13	– Estimação teórica do throughput para os métodos SP, DDB, CRL e CC Típico em canal AWGN, considerando o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa $R = 2/3$	46
FIGURA 14	– Estimação teórica do throughput para os métodos SP, DDB, CRL e CC Típico em canal AWGN, considerando o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa $R = 5/6$	47
FIGURA 15	– Throughput teórico e simulado para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. Na figura é apresentado também o throughput do HARQ Tipo I sem combinação por diversidade. O código LDPC é do IEEE 802.16e taxa $R = 5/6$ com $n = 2304$	48
FIGURA 16	– Throughput teórico e simulado para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. Na figura é apresentado também o throughput do HARQ Tipo I sem combinação por diversidade. O código LDPC é do IEEE 802.16e taxa $R = 1/2$ com $n = 2304$	49
FIGURA 17	– Throughput teórico e simulado para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. Na figura é apresentado também o throughput do HARQ Tipo I sem combinação por diversidade. O código LDPC é do IEEE 802.16e taxa $R = 2/3$ com $n = 2304$	50
FIGURA 18	– Número total de transmissões necessárias para uma decodificação correta de um pacote para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. O código LDPC é o IEEE 802.16e taxa do código $R = 5/6$ com $n = 2304$	51
FIGURA 19	– Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para vários comprimentos de L para o método proposto CRL.	52

FIGURA 20	– Número médio de transmissões para uma decodificação correta de um pacote versus E_b/N_0 para vários L para o método proposto CRL.	52
FIGURA 21	– Penalidade de energia versus E_b/N_0 para vários L para o método proposto CRL.	53
FIGURA 22	– Ganho de throughput normalizado versus E_b/N_0 para vários L para o método proposto CRL.	53
FIGURA 23	– Probabilidade de <i>outage</i> versus E_b/N_0 para os esquema de HARQ IR, CC e PR. Consideramos $M = 1, 2, 3$ e $F = 2$	60
FIGURA 24	– Throughput teórico versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR wgf (Sem Fator de Ganho), para o caso de $M = 3, F = 2$ e $R = \frac{1}{F}$. ..	62
FIGURA 25	– Throughput teórico versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR wgf (Sem Fator de Ganho), para o caso de $M = 4, F = 3$ e $R = \frac{1}{F}$. ..	63
FIGURA 26	– Energia média consumida teórica versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR - wgf (Sem Fator de Ganho), para o caso de $M = 3, F = 2$ e $R = \frac{1}{F}$	64
FIGURA 27	– Penalidades de energia versus E_b/N_0 à serem aplicadas nos esquemas CC e PR com respeito ao método IR, para o caso de $M = 3, F = 2$	64
FIGURA 28	– Throughput teórico normalizado versus E_b/N_0 para os métodos de HARQ IR, CC e PR, quando $M = 3, F = 2$	65
FIGURA 29	– Energia média consumida normalizada para os métodos de HARQ IR, CC e PR, para $M = 3, F = 2$	66
FIGURA 30	– Throughput teórico normalizado versus E_b/N_0 para os métodos de HARQ IR, CC, e PR, quando $M = 4, F = 3$	66
FIGURA 31	– Grafo de Tanner para um código LDPC Root-Check regular. As arestas tracejadas representam os bits sistemáticos protegidos pelos nós Root-Check. Taxa $R = \frac{1}{2}$	68
FIGURA 32	– Matriz de verificação de paridade H e suas correspondentes sub-matrizes quase cíclicas, para um código Root-Check QC-LDPC taxa $R = \frac{1}{2}$	69
FIGURA 33	– Desempenho de FER para os códigos Root-Check QC-LDPC, Random Root-Check LDPC, PEG LDPC e PEG-Root-Check LDPC sobre um canal block-fading com $F = 2$ e $N = 1200$. O número máximo de iterações é 20.	72
FIGURA 34	– Check Splitting via grafo de Tanner de um código Root-Check taxa $R = \frac{1}{2}$ para obter um código taxa $R = \frac{1}{4}$, conforme (KAMBHAMPATI et al., 2010). As quatro hachuras dos nós variáveis representam os 4 desvanecimentos de um canal block-fading com $F = 4$	73
FIGURA 35	– Throughput simulado versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR - wgf (Sem fator de ganho), para o caso de $M = 3, F = 2$	75
FIGURA 36	– Energia média consumida versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR - wgf (Sem fator de ganho), para o caso de $M = 3, F = 2$	75
FIGURA 37	– Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ IR, para o caso de $M = 3, F = 2$	76
FIGURA 38	– Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ CC, para o caso de $M = 3, F = 2$	76
FIGURA 39	– Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ PR, para o caso de $M = 3, F = 2$	77
FIGURA 40	– Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ PR - wgf, para o caso de $M = 3, F = 2$	77

LISTA DE TABELAS

TABELA 1	– A distribuição de graus para os nós variáveis e de check de paridade para os códigos LDPC do IEEE 802.16e	41
TABELA 2	– Valores de γ_i^s e γ_i^p para os códigos analisados.	42
TABELA 3	– Fator de ganho $G(\cdot)$ para a função I_{Ev} do método DDB.	43
TABELA 4	– Valores de $\gamma_i^1, \gamma_i^2, \gamma_i^3$ usados no método proposto CRL.	44
TABELA 5	– $\beta_{f,m}$ para $F = 3$ e $M = 4$	59

LISTA DE SIGLAS

ACK	(do inglês, <i>Acknowledgement</i>)
ARQ	(do inglês, <i>Automatic Repeat reQuest</i>)
AWGN	(do inglês, <i>Additive White Gaussian Noise</i>)
BI-AWGN	(do inglês, <i>Binary Input - Additive White Gaussian Noise</i>)
BICM	(do inglês, <i>Bit-Interleaved Coded Modulation</i>)
BPSK	(do inglês, <i>Binary Phase-Shift Keying</i>)
CC	Combinação de Chase
CN	Nós de check
CRC	(Código de verificação de Redundância Cíclica)
EXIT	(do inglês, <i>Extrinsic Information Transfer</i>)
FEC	(do inglês, <i>Forward Error Control</i>)
HARQ	(do inglês, <i>Hybrid Automatic Repeat Request</i>)
HSDPA	(do inglês, <i>High Speed Download Packet Access</i>)
IR	Redundância Incremental
LDPC	(do inglês, <i>Low Density Parity Check Codes</i>)
LLR	Razão de Verossimilhança Logarítmica
LTE	(do inglês, <i>Long Term Evolution</i>)
MIMO	(do inglês, <i>Multiple-Input Multiple-Output</i>)
MRC	(do inglês, <i>Maximum Ratio Combined</i>)
NACK	(do inglês, <i>Negative Acknowledgement</i>)
OFDM	(do inglês, <i>Orthogonal Frequency Dvision Multiplexing Access</i>)
PDF	Função Densidade de Probabilidade
PEG	(do inglês, <i>Progressive Edge Growth</i>)
PR	Retransmissão Parcial
QC-LDPC	LPDC Quase-Cíclico
RCPC	(do inglês, <i>Rate-Compatible Punctured Convolutional codes</i>)
SNR	(do inglês, <i>Signal to Noise Ratio</i>)
SP	Soma Produto
VN	Nós variáveis

LISTA DE SÍMBOLOS

R	Taxa de código
C	Capacidade do canal
N_0	Densidade espectral de potência do ruído
σ_n^2	Variância da variável aleatória Gaussiana
n_g	Variável Aleatória Gaussiana
E_b	Energia de bit
h	Envoltória Rayleigh
T_s	Período do símbolo transmitido
T_C	Tempo de coerência do canal
N	Comprimento de uma palavra código
F	Número de desvanecimentos
I_G	Informação mútua supondo um canal com entradas Gaussianas
h_f	f -ésimo coeficiente real de desvanecimento Rayleigh
n	Tamanho da palavra codificada
P	Período de funcionamento
$\lambda(x)$	Polinômio dos nós variáveis
$\rho(x)$	Polinômio dos nós de check
k	Bits de informação equiprováveis e independentes
u	Bits sistemáticos
v	Palavra codificada no LDPC
n_b	Número total de bits transmitidos
I_{Av}	Informação <i>a priori</i> dos nós de variáveis
I_{Ev}	Informação extrínseca provinda dos nós de variáveis
I_{Ac}	Informação <i>a priori</i> dos nós de <i>check</i> de paridade
I_{Ec}	Informação extrínseca dos nós de <i>check</i> de paridade
λ_i	Fração de arestas incidentes nos nós de variáveis
ρ_j	Fração de arestas incidentes nos nós de <i>check</i> de paridade
D_v	Grau máximo dos nós variáveis
D_c	Grau máximo dos nós de <i>check</i>
N_{TX}	Número de transmissões para um dado pacote
γ_i^s	Fração dos nós variáveis sistemáticos com grau i
γ_i^p	Fração dos nós variáveis de paridade com grau i
$G(\cdot)$	Fator de ganho que depende do número de retransmissão
N_{TX}	Número de retransmissões
L	Comprimento dos sub-pacotes
$\gamma_i^1, \gamma_i^2, \gamma_i^3$	Fração dos nós com grau i que estão na primeira, segunda e terceira retransmissão, respectivamente
η	Penalidade de energia
t	t -ésimo símbolo
x_t	Símbolo transmitido
n_t	Ruído Gaussiano branco aditivo

$\mathcal{P}(\phi)$	Probabilidade de um evento ϕ
β	Fator de ganho de magnitude
$I_{IR,M}$	Informação mútua do IR
$h_{f,m}$	Coefficiente do canal Rayleigh do f -ésimo bloco da m -ésima transmissão
$P_{IR,M}$	Probabilidade de outage do IR
$I_{CC,M}$	Informação mútua do CC
$P_{CC,M}$	Probabilidade de outage do CC
$I_{PR,M}$	Informação mútua do PR
$P_{PR,M}$	Probabilidade de outage do PR
T_{IR}	Throughput teórico do esquema IR
T_{CC}	Throughput teórico do esquema CC
T_{PR}	Throughput teórico do esquema PR
PR - wgf	Retransmissão parcial com fator de ganho de magnitude unitário
E_{sch}	Energia média de um esquema sch
θ_{CC}	Penalidade de energia do CC com respeito ao IR
θ_{PR}	Penalidade de energia do PR com respeito ao IR
$1_i, 2_i$	Nós sistemáticos
$1_p, 2_p$	Nós de paridade
$1_c, 2_c$	Nós de check
I	Sub-matriz identidade
H_{1i}, H_{2i}	Sub-matrizes quase cíclicas de peso de Hamming 2
H_{1p}, H_{2p}	Sub-matrizes quase cíclicas de peso de Hamming 3
$I(a_{ij})$	Matriz de permutação circulante
G	Matriz geradora
D_s	Sequência dos graus dos nós variáveis
v_j	Nó variável candidato
c_i	Nós de check candidatos
l	Profundidade máxima do sub-grafo no PEG
$N_{v_j}^l$	Conjunto de nós encontrado no sub-grafo
$N_{c_j}^l$	Conjunto de nós de check não encontrados no sub-grafo
$\mathbf{w}_1, \mathbf{w}_2$	Vetores indicadores PEG Root-Check

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO	16
1.1 MOTIVAÇÃO	16
1.2 OBJETIVO	17
1.3 RESULTADOS OBTIDOS	18
1.4 PUBLICAÇÕES	18
1.5 ORGANIZAÇÃO	19
2 MECANISMOS DE ARQ E HARQ	22
2.1 CANAIS DE COMUNICAÇÃO	22
2.1.1 Canal AWGN	22
2.1.2 Canal Rayleigh	23
2.2 MECANISMOS DE ARQ	24
2.2.1 <i>Stop and Wait</i> - ARQ	24
2.2.2 <i>Go-Back-N</i> - ARQ	25
2.2.3 <i>Selective Repeat</i> - ARQ	25
2.2.4 Comparação entre Métodos de ARQ	26
2.3 MECANISMOS DE HARQ	27
2.3.1 HARQ Tipo I	27
2.3.2 HARQ Tipo II	28
2.3.3 HARQ Tipo III	29
2.3.4 Análises	30
3 MÉTODOS PROPOSTOS DE HARQ PARA CANAL AWGN COM CÓDIGOS LDPC	33
LDPC	33
3.1 NOTAÇÕES DE CÓDIGOS LDPC	34
3.2 MODELO DO SISTEMA	36
3.3 ANÁLISE DAS CURVAS EXIT E COMBINAÇÃO POR DIVERSIDADE	37
3.4 ESQUEMAS DE HARQ COM RETRANSMISSÕES PARCIAIS	39
3.4.1 Método 1 - Alternando Entre Bits Sistemáticos e de Paridade (SP)	41
3.4.2 Método 2 - Baseado na Distribuição dos Graus (DDB)	42
3.4.3 Método Proposto - Retransmissão Com Tamanho Constante (CRL)	43
3.4.4 Comparando os Métodos	44
3.5 RESULTADOS DA SIMULAÇÃO	46
3.5.1 BPSK no Canal AWGN	47
3.5.2 Análise do Consumo Médio de Energia	48
4 MÉTODOS PROPOSTOS DE HARQ PARA CANAIS RAYLEIGH BLOCK-FADING COM CÓDIGOS LDPC	56
COM CÓDIGOS LDPC	56
4.1 MODELO DO SISTEMA	57
4.2 MÉTODO PROPOSTO - RETRANSMISSÃO PARCIAL (PR)	58
4.3 PROBABILIDADE DE OUTAGE	58
4.4 ANÁLISE DE THROUGHPUT TEÓRICO	60
4.5 ANÁLISE DE CONSUMO TEÓRICO DE ENERGIA	62
4.6 PROJETO DOS CÓDIGOS LDPC	65

4.6.1	Códigos Root-Check LDPC	68
4.6.2	Códigos Root-Check QC-LDPC	68
4.7	CÓDIGOS PEG-ROOT-CHECK	69
4.7.1	Pseudo código para o Algoritmo PEG Root-Check	70
4.8	CÓDIGOS ROOT-CHECK SPLITTING QC-LDPC	72
4.9	THROUGHPUT SIMULADO DOS MÉTODOS DE HARQ	73
5	CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS	80
5.1	CONCLUSÕES	80
5.2	TRABALHOS FUTUROS	81
	REFERÊNCIAS	83

1 INTRODUÇÃO

1.1 MOTIVAÇÃO

Atualmente os sistemas de comunicação são de extrema importância para a realização das atividades diárias. Por exemplo, acessar a Internet e verificar a caixa de entrada do e-mail faz parte da vida das pessoas. Houve uma época que eram raras as pessoas que utilizavam celulares. Atualmente os celulares estão presentes em todos os lugares. A televisão é digital e além disso, a demanda agora é por imagens em alta definição. Para isso, é necessário estabelecer canais e sistemas de comunicação que possibilitem a realização mais eficiente destas transmissões. Outro ponto a ser observado é o crescente uso de redes locais nas residências, que antes eram usualmente utilizadas em empresas e universidades. As redes sem fio facilitaram a implantação de redes locais nas residências. As redes sem fio metropolitanas também estão em crescimento. O que podemos observar é que os sistemas de comunicação com ou sem fio estão mais presentes na vida das pessoas.

Uma vez que o sistema de comunicação utilizado esteja operando, não quer dizer necessariamente que irá garantir a entrega confiável da informação. No caso da Internet, o usuário não vai querer esperar muito tempo para visualizar uma página de um determinado *site*. O mesmo vale para os e-mails pois, não basta apenas enviá-los, mas deverão chegar ao destinatário e ainda serem legíveis. Uma transação bancária através da Internet além de ter que ser segura, precisa ter a garantia de que foi realizada com sucesso. Realizar um *download* de um determinado programa e este arquivo estar corrompido deixa insatisfeito o usuário. Como podemos observar, a entrega confiável das informações em sistemas de comunicação é extremamente necessária. Uma forma de tentar garantir isso é incluir um esquema de retransmissão. Neste caso, um canal de retorno faz-se necessário. O mecanismo de retransmissão é chamado de ARQ (do inglês, *Automatic Repeat reQuest*) ou Pedido de Retransmissão Automática (WICKER, 1994). A forma mais simples de ARQ é o tipo *Stop and Wait*: o receptor verifica que a informação recebida está errada, então requisita ao transmissor que envie novamente a mesma informação. Isto se repete até um limite de retransmissões estabelecidas ou quando a palavra é recebida corretamente.

Além disso, em comunicação sem fio é ainda mais difícil de se garantir uma entrega confiável de informação. Sistemas sem fio utilizam-se do meio ar para estabelecer a comunicação. Mas, este meio impõe, por exemplo, alguns desafios adicionais como (RAPPAPORT, 1999):

1. Propagação por múltiplos caminhos, que produzem efeitos de reflexão, difração e espalhamento, os quais são difíceis de serem tratados;
2. Limitações de banda disponível;
3. Limitação de energia do dispositivo móvel;
4. Limitação de processamento do dispositivo móvel;
5. Desvio *Doppler* da frequência de modulação à velocidade de deslocamento dos dispositivos móveis.

Estes e outros problemas podem ser minimizados ou controlados através de mecanismos de retransmissão de informação (LOTT et al., 2007).

Uma evolução natural dos mecanismos de ARQ são os mecanismos híbridos de retransmissão de pacotes HARQ (do inglês, *Hybrid Automatic Repeat Request*) (WICKER, 1994; LIN; COSTELLO, 2004). Estes mecanismos são a adição de FEC (do inglês, *Forward Error Control*), ou Códigos Corretores de Erros, no pacote transmitido com ARQ (LIN; COSTELLO, 2004). Assim, o receptor ao receber a informação primeiro tenta corrigir os erros, se não houver erro, requisita a transmissão de uma palavra nova. No caso de a palavra ainda estar com erro após a tentativa de corrigí-los, o receptor então enviará um pedido de retransmissão da mesma palavra e irá descartar a palavra anteriormente recebida. Este processo se repete até um número máximo de retransmissões ou quando a informação é decodificada corretamente.

Por fim, diversos padrões de sistemas de comunicação modernos prevêm o uso de mecanismos de HARQ, por exemplo, WiMax (IEEE-WiMax... , 2008), LTE (3GPP TR 25.814, 2006), WiFi (IEEE-WiFi... , 2007), entre outros. Desta forma, contribuições no projeto e análise de tais mecanismos tendem a ser de interesse tanto da comunidade científica quanto da indústria.

1.2 OBJETIVO

O principal objetivo desta tese é desenvolver mecanismos de HARQ que possuam alto desempenho em termos de vazão, contudo venham a manter uma complexidade computacional

aceitável. Visar o alto desempenho em termos de vazão dos mecanismos de HARQ se justifica para atender a demanda crescente por altas taxas de transmissão. Por sua vez, a baixa complexidade computacional é motivada na implementação em dispositivos móveis, onde o consumo de bateria é uma questão crucial.

Serão considerados dois modelos de canais, o AWGN (do inglês, *Additive White Gaussian Noise*) e o *Rayleigh* do tipo *Block-Fading*. Tais modelos de canais reproduzem o comportamento de canais com e sem fio em alguns cenários específicos. Os códigos corretores de erros a serem utilizados são os códigos LDPC (do inglês, *Low Density Parity Check Codes*) (GALLAGER, 1962), devido ao seu desempenho estar próximo da capacidade de canal e a um custo computacional aceitável. Por fim, como será explicado no próximo capítulo, focaremos em HARQ Tipo I (WICKER, 1994) com combinação por diversidade, dado o seu bom desempenho e baixa complexidade computacional.

1.3 RESULTADOS OBTIDOS

Os principais resultados obtidos foram os seguintes:

- Estratégia que permite o projeto e a análise teórica do desempenho em termos de vazão de esquemas de HARQ Tipo I para canais AWGN através do uso de *EXIT Charts* para códigos LDPC. O método proposto para canal AWGN baseado em HARQ Tipo I com combinação por diversidade, com retransmissão parcial e alocação apropriada de energia apresentou desempenho em termos de vazão superior aos métodos clássicos.
- Estratégia que permite o projeto e a análise teórica do desempenho em termos de vazão e consumo médio de energia de esquemas de HARQ para canais *Rayleigh* com desvanecimento do tipo *Block-Fading* através da Informação Mútua para códigos LDPC. Os métodos propostos apresentaram desempenho em termos de vazão igual ou superior a métodos baseados em IR (Redundância Incremental) para códigos LDPC.

1.4 PUBLICAÇÕES

As publicações obtidas neste doutorado foram as seguintes:

- UCHÔA, A. G. D.; SOUZA, R. D.; PELLENZ, M. E. . Novel Hybrid ARQ Scheme Using LDPC Codes and Partial Retransmissions. In: IEEE Latin-American Conference on Communications 2009, Medellin.

- UCHÔA, A. G. D.; SOUZA, R. D.; PELLENZ, M. E. . Um Novo Esquema de ARQ Híbrido Para Códigos Turbo Com Combinação Por Diversidade e Transmissão Parcial. In: XXVII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, 2009, Blumenau.
- SOUZA, R. D.; UCHÔA, A. G. D.; PELLENZ, M. E. A novel hybrid ARQ scheme using turbo codes and diversity combining. AEU. International Journal of Electronics and Communications, v. 64, p. 1078-1081, 2010.
- UCHÔA, A. G. D.; SOUZA, R. D.; PELLENZ, M. E. LatinCon09 - Hybrid ARQ with Partial Retransmissions and LDPC codes and its Impact on TCP. Revista IEEE América Latina, v. 8, p. 417-424, 2010 (Edição Especial - Melhores artigos do LatinCon09).
- UCHÔA, A. G. D.; SOUZA, R. D.; PELLENZ, M. E. Type-I HARQ Scheme Using LDPC Codes and Partial Retransmissions for AWGN and Quasi Static Fading Channels. In: 7th ISWCS - International Symposium on Wireless Communication Systems, 2010, York.
- BRANTE, G. ; UCHÔA, A. G. D. ; SOUZA, R. D. . Cooperative Coded Partial Retransmission Scheme Using Type-I HARQ and LDPC Codes. In: The 21st Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2010, Istanbul.
- UCHÔA, A. G. D., HEALY, C., LAMARE, R. C., SOUZA, R. D. LDPC Codes Based on Progressive Edge Growth Techniques For Block Fading Channels In: IEEE 8th ISWCS - International Symposium on Wireless Communication Systems, 2011, Aachen.
- UCHÔA, A. G. D.; SOUZA, R. D.; BRANTE, G.; PELLENZ, M. E. Performance of a Partial Retransmissions Hybrid ARQ Scheme in Rayleigh Block Fading Channels In: IEEE 73rd Vehicular Technology Conference: VTC2011-Spring, 2011, Budapest.
- UCHÔA, A. G. D., HEALY, C., LAMARE, R. C., SOUZA, R. D. Design of LDPC Codes Based on Progressive Edge Growth Techniques For Block Fading Channels. IEEE Communications Letters, v. 15, p. 1221-1223, Nov. 2011.

1.5 ORGANIZAÇÃO

O restante desta tese está organizada da seguinte forma. O Capítulo 2 apresenta um embasamento sucinto sobre os canais AWGN e *Rayleigh* do tipo *Block-Fading* que serão abordados no decorrer desta tese. Além disso, versará sobre ARQ e sobre os principais tipos de

mecanismos HARQ, realizando uma análise das vantagens e desvantagens entre os mecanismos de retransmissão. Já o Capítulo 3 descreve o projeto e análise de métodos de HARQ baseados em *EXIT Charts* em canais do tipo AWGN para códigos LDPC. O Capítulo 4 discute o projeto e análise de mecanismos de HARQ para canais *Rayleigh* do tipo *Block-Fading* através da Informação Mútua, além de lidar com o projeto de códigos LDPC. O Capítulo 5 contém os comentários finais e sugestões de trabalhos futuros.

2 MECANISMOS DE ARQ E HARQ

2.1 CANAIS DE COMUNICAÇÃO

Antes de discutirmos sobre mecanismos de ARQ e HARQ realizaremos uma breve introdução sobre canais de comunicação do tipo AWGN e *Rayleigh Block-Fading*. Um canal pode ser definido como sendo o meio pelo qual a informação é transmitida. Exemplos de canais são as linhas telefônicas, enlaces de fibra óptica, canais de micro-ondas, canais para telefonia celular, etc. O processo de geração e leitura em meios digitais magnéticos ou óticos também é modelado como um canal de comunicação (SKLAR, 2008).

Da teoria da informação, o teorema de Shannon declara essencialmente o seguinte: Para uma taxa R de transmissão menor do que a capacidade C do canal deve existir uma técnica de codificação tal que a probabilidade de erro no receptor seja tão pequena quanto se queira. Isto significa que, teoricamente, é possível transmitir a informação praticamente sem erros num limite máximo de C bits por segundo (SKLAR, 2008).

Para propósito de análise, os canais podem ser caracterizados através de modelos matemáticos, que são suficientemente precisos para representar as principais características que um determinado canal apresenta. No restante desta tese serão assumidos dois tipos de modelos de canal, AWGN e *Rayleigh Block-Fading* (SKLAR, 2008).

2.1.1 CANAL AWGN

O canal AWGN apenas adiciona ruído ao sinal transmitido. Este ruído é modelado por um processo aleatório Gaussiano de média zero e variância $\frac{N_0}{2}$ por dimensão, onde N_0 é a densidade espectral de potência do ruído. Este processo é estatisticamente caracterizado através da PDF Função Densidade de Probabilidade Gaussiana dada por (GOLDSMITH, 2005):

$$pdf(n_g) = \frac{1}{\sigma_n \sqrt{2\pi}} \exp \left[- \left(\frac{n_g^2}{2\sigma_n^2} \right) \right], \quad (1)$$

onde σ_n^2 é a variância da variável aleatória Gaussiana n_g . Supondo entradas Gaussianas reais, a capacidade de um canal AWGN, C_{AWGN} , pode ser descrita conforme (GOLDSMITH, 2005):

$$C_{AWGN} = \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + 2R \frac{E_b}{N_0} \right) \text{ bits/s/Hz}, \quad (2)$$

onde E_b é a energia por bit transmitido.

2.1.2 CANAL RAYLEIGH

Em canais de comunicação sem fio, a distribuição *Rayleigh* é geralmente utilizada para descrever estatisticamente a envoltória do sinal recebido com desvanecimento plano, ou a envoltória de cada componente individual de múltiplos percursos (RAPPAPORT, 1999). A distribuição *Rayleigh* tem a seguinte PDF (RAPPAPORT, 1999):

$$pdf(h) = \begin{cases} \frac{h}{\sigma_h^2} \exp -\frac{h^2}{2\sigma_h^2} & \text{Se } h \geq 0 \\ 0 & \text{Se } h < 0 \end{cases}, \quad (3)$$

onde h é a envoltória *Rayleigh*, σ_h é a média da raiz quadrada da tensão do sinal recebido antes da detecção da envoltória e σ_h^2 é a potência média no tempo do sinal recebido antes da detecção da envoltória. Um canal sem fio pode apresentar diversos tipos de desvanecimentos, como lento, rápido, etc (RAPPAPORT, 1999). O caso de interesse nesta tese é o desvanecimento do tipo *Block-Fading* pois, este modelo de canal é realista e conveniente para um sistema de comunicação afetado por um desvanecimento que varie lentamente. É especialmente relevante em comunicações sem fio considerando que o salto em frequência no tempo seja lento (por exemplo, redes de telefonia celular e redes sem fio) ou modulação com multi-portadora utilizando OFDM (do inglês, *Orthogonal Frequency Division Multiplexing Access*) (RAPPAPORT, 1999). Além disso, o *Block-Fading* pode ser caracterizado como um canal onde o período do símbolo transmitido T_s é consideravelmente menor do que o tempo de coerência do canal T_C (RAPPAPORT, 1999). Pode-se dizer que T_C é uma medida estatística sobre um determinado período em que a resposta ao impulso do canal é essencialmente invariável, e quantifica a semelhança da resposta de canal em diferentes momentos (RAPPAPORT, 1999). Se considerarmos um canal de comunicação com coeficientes de desvanecimentos independentes em cada bloco, uma palavra código de comprimento N pode ser afetada por F desvanecimentos por bloco (LI; SALEHI, 2010). Um exemplo simples de uma palavra codificada transmitida sobre um canal *Block-Fading* com $F = 3$ desvanecimentos por bloco é demonstrado na Figura 1.

A capacidade instantânea deste canal é obtida através da informação mútua I_G (su-

pondo um canal com entradas Gaussianas reais) (LI; SALEHI, 2010):

$$C_{Rayleigh} = \frac{1}{F} \sum_{f=1}^F \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + 2R \frac{E_b}{N_0} h_f^2 \right), \quad (4)$$

onde h_f é o f -ésimo coeficiente real de desvanecimento *Rayleigh* no bloco.

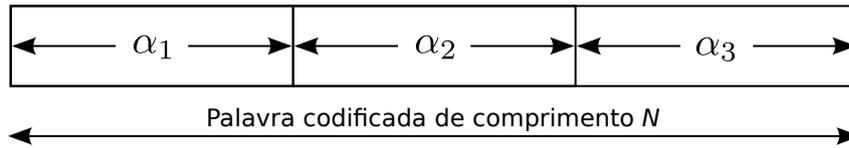


Figura 1: Palavra código de comprimento N sobre $F = 3$ desvanecimentos distintos.

Fonte: Baseado em (LI; SALEHI, 2010)

2.2 MECANISMOS DE ARQ

Segundo (WICKER, 1994; WOZENCRAFT; HORSTEIN, 1960), em sistemas que possuam canais de retorno, o uso de mecanismos de ARQ se torna vantajoso. Em tais sistemas, quando houver uma transmissão que tenha sido corrompida, o receptor poderá fazer um pedido de retransmissão para tentar obter a informação livre de erros. Mecanismos de ARQ utilizam apenas um código detector de erros, por exemplo, um CRC (Código de verificação de Redundância Cíclica) (WICKER, 1994; LIN; COSTELLO, 2004). Os mecanismos de ARQ podem ser classificados em três tipos: *Stop and Wait*, *Go-Back-N* e *Selective Repeat*.

2.2.1 STOP AND WAIT - ARQ

Neste tipo de ARQ o transmissor envia uma nova palavra apenas após receber um ACK (do inglês, *Acknowledgement*) do receptor. Em caso de a palavra recebida pelo receptor estiver errada, este enviará um NACK (do inglês, *Negative Acknowledgement*), o qual fará com que o transmissor reenvie a mesma palavra. Geralmente é utilizado um limite máximo de retransmissões (WICKER, 1994). A Figura 2 mostra um exemplo do envio de dois pacotes utilizando o *Stop and Wait*. O transmissor envia o pacote 1 e aguarda por um ACK ou NACK do receptor. O receptor por sua vez, verifica o CRC para ver se o pacote recebido contém símbolos errados. Neste exemplo há erros e então o receptor envia um NACK. O transmissor irá reenviar o pacote 1, o qual desta vez chegou livre de erros. O receptor envia então um ACK para o transmissor, o qual prossegue com a transmissão do pacote 2.

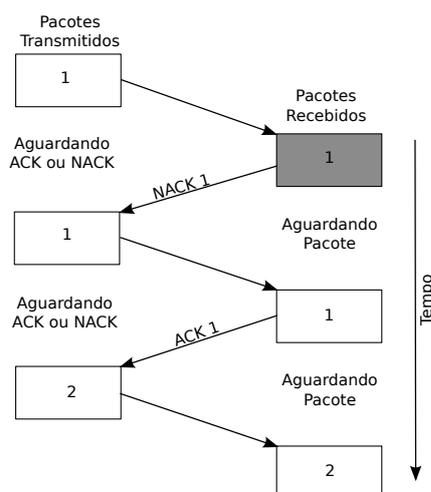


Figura 2: Stop and Wait ARQ.

Fonte: Baseado em (WICKER, 1994)

2.2.2 GO-BACK-N - ARQ

No caso do *Go-Back-N* o transmissor envia continuamente pacotes para o receptor sem interrupções. Se o receptor detectar que um pacote apresenta símbolos errados, este irá enviar um NACK com o número do pacote errado para o transmissor. Além disso, o receptor descarta todos os pacotes subsequentes ao pacote com erros. Assim, o transmissor necessita retransmitir não apenas o pacote com erro, mas também os pacotes subsequentes ao pacote com erro (WICKER, 1994). Neste tipo de ARQ o transmissor precisa ter um *buffer* de N pacotes, onde N representa a quantidade de pacotes subsequentes ao pacote com erros. Podemos observar através do exemplo da Figura 3 que o pacote 3 continha erros e que os pacotes 3 e 4 são descartados pelo receptor. Após o recebimento do pacote 3 sem erros, o transmissor precisa retransmitir os pacotes subsequentes ao pacote 3, que neste exemplo, é apenas o pacote 4 ($N = 2$). Este procedimento irá se repetir no decorrer das transmissões.

2.2.3 SELECTIVE REPEAT - ARQ

Neste tipo de ARQ, ambos transmissor e receptor possuem um *buffer* de tamanho N . Assim, de forma semelhante ao *Go-Back-N*, no *Selective Repeat*, o transmissor envia continuamente pacotes para o receptor. No exemplo da Figura 4 o pacote 3 foi recebido com erros. Logo, o receptor envia um NACK para o transmissor. O transmissor, por sua vez, reenvia apenas o pacote 3. Como pode ser visto no exemplo da Figura 4, os pacotes recebidos precisam ser reordenados, por esse motivo é que o receptor necessita de um *buffer* como o do transmissor. Para

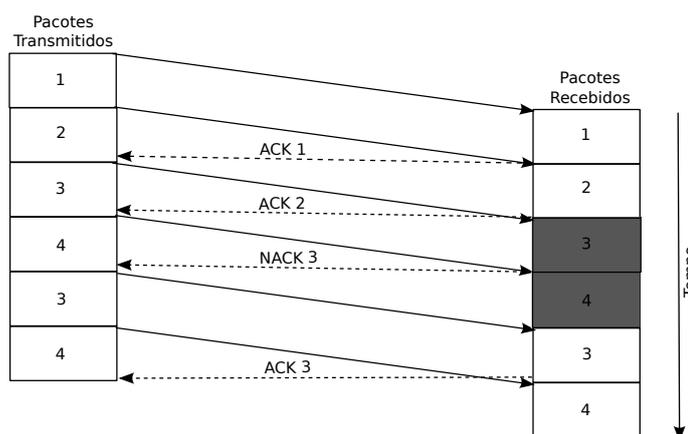


Figura 3: Go-Back-N - ARQ

Fonte: Baseado em (WICKER, 1994)

o transmissor, o *buffer* serve para reenviar um pacote que venha ser requisitado pelo receptor (WICKER, 1994). Na Figura 4, podemos observar que o receptor requisitou a retransmissão do pacote 3. De forma semelhante aos outros métodos este procedimento se repetirá no decorrer das transmissões.

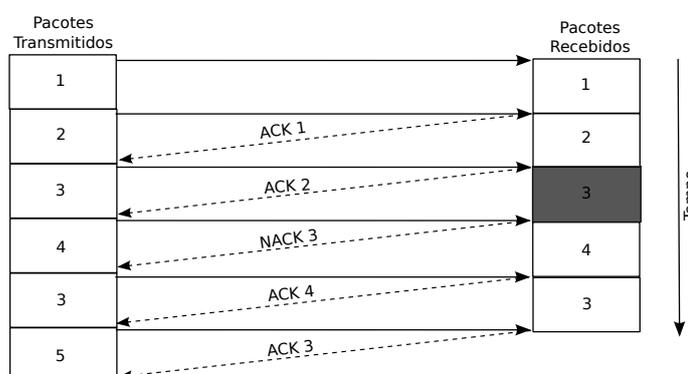


Figura 4: Selective Repeat ARQ

Fonte: Baseado em (WICKER, 1994)

2.2.4 COMPARAÇÃO ENTRE MÉTODOS DE ARQ

O *Stop and Wait* possui a vantagem de sua implementação em dispositivos portáteis ser simples e requerer apenas um *buffer* do tamanho de um pacote. Porém a desvantagem deste método é que o transmissor precisa aguardar um ACK do receptor antes de enviar o próximo pacote, senão terá que retransmitir o pacote e aguardar um ACK para o pacote seguinte. O *Go-Back-N* apresenta a vantagem de enviar sequencialmente N pacotes para o receptor de uma só

vez. Contudo, apresenta a desvantagem de que se um dos pacotes recebidos estiver com erros, o transmissor precisa reenviar o pacote com erros e mais os N pacotes subsequentes ao pacote com erros. Além disso, no *Go-Back-N*, o transmissor precisa de um *buffer* N vezes o tamanho de um pacote. Já no *Selective Repeat* ambos transmissor e receptor precisam de um *buffer* do tamanho de N palavras. Entretanto, este mecanismo apresenta a vantagem que apenas retransmite os pacotes com erros e o restante dos pacotes não são descartados pelo receptor. A desvantagem deste método é o fato de que no receptor os pacotes deverão ser reordenados. Este método é mais eficiente que o *Go-Back-N* por aumentar a vazão na entrega dos pacotes, se comparado com os outros métodos. Porém, certos dispositivos portáteis não possuem capacidade de memória para armazenar tantos dados como requisitado pelo *Selective Repeat*. Nesta tese não levamos em conta o atraso devido ao envio de sinais de ACK/NACK, e por este motivo optamos então por considerar apenas o esquema *Stop and Wait*.

2.3 MECANISMOS DE HARQ

2.3.1 HARQ TIPO I

Os métodos de ARQ puros apenas consideram o uso de um detector de erros como, por exemplo, um CRC. No entanto, ao adicionar um FEC para corrigir ou minimizar os erros no pacote recebido obtém-se um mecanismo do tipo HARQ. Esta técnica apresenta um ganho substancial, pois diminui a quantidade de retransmissões, e é denominada de HARQ Tipo I (WICKER, 1994). O modelo apresentado na Figura 5, realiza os seguintes procedimentos: transmissor gera a informação, adiciona-se o CRC para detectar erros, depois adiciona-se um FEC que codifica esta informação gerando um pacote, o qual é transmitido. No receptor, primeiro corrige-se o máximo de erros que o FEC suporta. A palavra decodificada no FEC é encaminhada para o CRC para verificar se a palavra decodificada apresenta erros. Caso esteja errada será requisitada uma retransmissão através do envio de um NACK no canal de retorno e o pacote atual é descartado. Caso contrário, o receptor envia um ACK que faz com que o transmissor envie uma informação nova. Ao receber um novo pacote o receptor realizará os mesmos procedimentos realizados na transmissão anterior. Estes procedimentos são realizados até que não haja mais erros nos pacotes recebidos ou que um limite de retransmissões seja atingido. Se o limite de retransmissões for atingido, e mesmo assim persistirem os erros, então deverá ser considerado o recebimento de um pacote com erros.

Uma forma de melhorar o desempenho do HARQ Tipo I (WICKER, 1994) é através da realização de Combinação por Diversidade ou também conhecida como CC (do inglês, *Chase Combining*) (CHASE, 1985). Como pode ser observado na Figura 6, o processo é bem

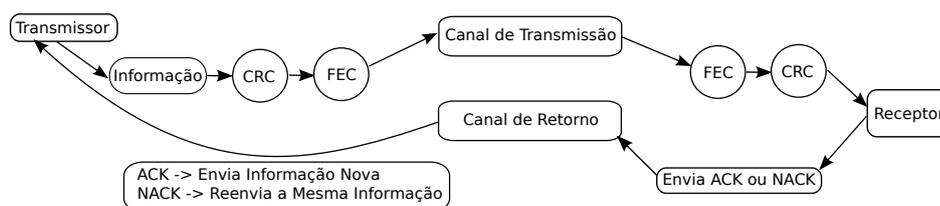


Figura 5: HARQ Tipo I

Fonte: Autoria Própria

semelhante ao do HARQ Tipo I. No entanto, a Figura 6 mostra que o receptor ao verificar que o pacote recebido contém erros envia um NACK e não descarta o pacote com erros. O transmissor por sua vez, irá reenviar o mesmo pacote. No receptor, este irá combinar símbolo à símbolo (O valor real recebido do canal de comunicação) os pacotes recebidos antes de enviar para o FEC e o CRC como pode se ver na Figura 6. A vantagem principal que este método apresenta em relação ao HARQ Tipo I, é o fato do receptor não descartar os pacotes com erros. A combinação por diversidade faz com que a probabilidade de erro de símbolo seja reduzida (LIN; COSTELLO, 2004). Se considerarmos o uso do ARQ *Stop and Wait* ambos transmissor e receptor necessitam apenas de um *buffer* do tamanho de uma palavra o que torna mais viável a sua implementação em dispositivos móveis.

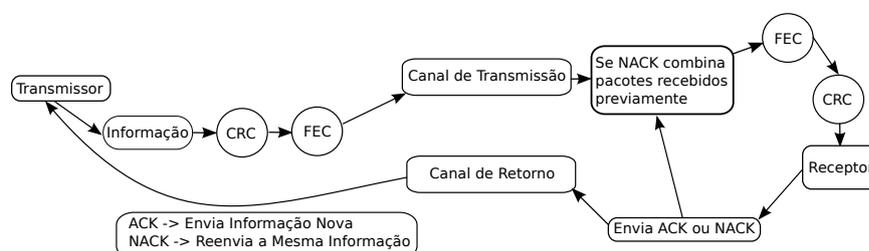


Figura 6: HARQ Tipo I - Combinação por Diversidade

Fonte: Autoria Própria

2.3.2 HARQ TIPO II

No HARQ Tipo II, também chamado de IR (Redundância Incremental), a cada pedido de retransmissão feito pelo receptor, o transmissor irá enviar alguns bits de paridade (redundância) adicionais. Conforme aumenta a quantidade de retransmissões a taxa do código torna-se cada vez menor até atingir a menor taxa aceitável pelo FEC utilizado. O autor de (HAGENAUER, 1988) introduz a classe de códigos RCPC (do inglês, *Rate-Compatible Punctured Convolutional codes*) (HAGENAUER, 1988; LIN; COSTELLO, 2004), a qual permite que os

bits de paridade sejam puncionados e transmitidos conforme a condição do canal. Esta classe de códigos é obtida através do puncionamento de um código convolucional C de taxa $1/n$. A taxa R é dada por $R = \frac{P}{P+1}$, onde $l = 1 \cdots (n-1)P$ e P é o período de puncionamento. Portanto R varia entre $P/(P+1)$ à $1/n$ (HAGENAUER, 1988). Todos esses códigos podem ser decodificados com o decodificador do código principal C . Assim, basta ao receptor ao receber a palavra codificada e/ou bits de redundância, marcar com zeros no decodificador os símbolos de redundância que não foram enviados nas transmissões ocorridas. Na primeira transmissão, o transmissor envia uma palavra na maior taxa possível. Caso o transmissor receba um NACK, este enviará mais bits de redundância para o receptor. O receptor, por sua vez, utiliza os bits de redundância recebidos e os inclui no processo de decodificação. Se mesmo assim, o receptor não decodificar corretamente a palavra recebida, então o transmissor enviará mais bits de redundância. Caso contrário, em recebendo um ACK o transmissor transmite uma nova palavra na maior taxa possível. Esse processo se repete para as transmissões seguintes. Este mecanismo pode ser incorporado em qualquer um dos três tipos básicos de ARQ.

A complexidade de decodificação do HARQ Tipo II é maior que a do HARQ Tipo I (LIN; COSTELLO, 2004). A desvantagem do HARQ Tipo I é que devem ser enviados os bits de informação junto com os bits de redundância em cada transmissão ou retransmissão, independentemente da taxa de erro do canal. Quando a condição do canal é boa, esta inclusão significa uma perda. Entretanto, o HARQ Tipo II retira essa desvantagem, porque é um esquema adaptativo. Conforme a condição de canal, este mecanismo envia mais ou menos bits de redundância. Este esquema é particularmente atrativo para sistemas de comunicação de banda larga para o qual o atraso pode ser grande e a taxa de erro não é estacionária, tal como sistemas de comunicação via satélite (LIN; COSTELLO, 2004). Pode também ser usado em sistemas de comunicação sem fio. A desvantagem do HARQ Tipo II é o fato de que o receptor precisa ter um *buffer* grande, além do que o FEC tem que ser projetado para operar na menor taxa possível, o que resulta num aumento do circuito do dispositivo a ser implementado (WICKER, 1994).

2.3.3 HARQ TIPO III

O HARQ Tipo III também conhecido como IR Parcial, resolve um problema que o HARQ Tipo II apresenta, que é o fato de os bits de informação serem enviados apenas na primeira transmissão. Assim, se ocorrer um caso em que a primeira transmissão seja totalmente corrompida, mesmo o transmissor enviando bits de redundância adicionais, em geral não será possível recuperar a informação. Para isso o HARQ Tipo III a cada retransmissão envia bits de informação junto com os bits de redundância, de modo que os pacotes recebidos no receptor são auto-decodificáveis. Logo, para certos tipos de canais variantes no tempo, este mecanismo

torna-se mais vantajoso. No entanto, se for um canal estático, o HARQ Tipo II irá apresentar um desempenho melhor que o HARQ Tipo III (WICKER, 1994; LIN; COSTELLO, 2004; LOTT et al., 2007).

2.3.4 ANÁLISES

Existem muitas comparações entre IR e CC que podem ser encontradas na literatura, tais como (FRENGER et al., 2001; BEH et al., 2007; MOTOROLA, 2000; CHENG, 2006; TOUMPAKARIS et al., 2008; LEE et al., 2009; 3GPP TR 25.814, 2006). É esperado que métodos de IR deveriam superar técnicas de CC, uma vez que CC é apenas uma forma de código de repetição. Entretanto, tais comparações demonstram que sobre várias condições práticas CC possui desempenho próximo à IR ou até superior. Em (FRENGER et al., 2001; MOTOROLA, 2000) vários cenários considerando HSDPA (do inglês, *High Speed Download Packet Access*) foram investigados. Foram considerados cenários que comparavam o IR com o CC para FEC de baixa e alta taxa, e modulações de baixa e alta ordem. Os autores concluem que para canais estáticos, utilizar códigos de alta taxa e alta modulação o IR apresenta um desempenho melhor que o CC. Contudo, para cenários onde a mobilidade dos dispositivos móveis é alta (canais com desvanecimento) o CC apresenta um desempenho de *throughput* marginalmente inferior ao IR.

Os autores de (FRENGER et al., 2001) ainda ressaltam que para dispositivos que utilizem o HSDPA em cenários reais, CC pode ser mais vantajoso que o IR, uma vez que o CC requer uma complexidade de circuito menor e também um uso de memória menor que para o IR. Em (BEH et al., 2007) cenários considerando LTE (do inglês, *Long Term Evolution*) utilizando OFDM são investigados, onde se observa que para casos de modulações de baixa ordem e FEC com taxa baixa a diferença entre IR e CC é reduzida significativamente. Além disso, os autores argumentam que para cenários onde o custo de memória e complexidade de decodificação são considerados, o uso do CC torna-se mais vantajoso que o IR pela facilidade de implementação em dispositivos móveis.

Em (CHENG, 2006), é apresentado que no caso de canais com desvanecimento, técnicas de CC podem ser uma melhor solução do que IR. Esta conclusão ocorre quando se considera um canal com uma variação muito grande de SNR (do inglês, *Signal to Noise Ratio*). Se os bits sistemáticos forem corrompidos pelo canal, as retransmissões dos bits de redundância podem não ajudar no desempenho do sistema. No entanto, no CC os bits sistemáticos são enviados em todas as retransmissões, assim, em tal cenário o CC pode se tornar melhor que o IR. Em (TOUMPAKARIS et al., 2008; LEE et al., 2009) o impacto de utilizar IR e CC em sistemas sem fio usando MIMO (do inglês, *Multiple-Input Multiple-Output*) é investigado. Os autores

também concluem que em alguns casos esquemas CC podem superar métodos de IR.

Por fim, um decodificador IR requer um *buffer* maior e opera sempre na menor taxa de código FEC suportada, que resulta em um aumento de complexidade computacional quando comparado com métodos CC. Como resultado, um *buffer* de tamanho grande e um FEC com taxa muito baixa implicará num circuito grande, requerendo mais consumo de energia do que em esquemas CC. Tanto para dispositivos móveis como para dispositivos de comunicação portáteis tal característica é indesejável.

Neste capítulo foram definidos brevemente dois tipos de canais: AWGN e *Rayleigh Block-Fading*. Além disso, foram discutidos detalhes de esquemas de ARQ e de HARQ; bem como foram feitas algumas análises comparativas entre esquemas IR e CC. Estas análises mostraram que em certos cenários esquemas CC podem ser uma escolha melhor do que esquemas IR. No próximo capítulo serão apresentados os métodos de HARQ propostos para canal AWGN que utilizam códigos LDPC. No capítulo sub-sequente serão apresentados os métodos de HARQ propostos para o canal *Rayleigh Block-Fading* que também utilizam códigos LDPC. Nestes métodos utilizou-se HARQ Tipo I com CC e retransmissões do tipo *Stop and Wait*. Além disso, foram utilizadas técnicas de retransmissões parciais.

3 MÉTODOS PROPOSTOS DE HARQ PARA CANAL AWGN COM CÓDIGOS LDPC

Neste Capítulo focamos no canal AWGN. Além do mais, foi considerada uma restrição de projeto que é manter o receptor HARQ tão simples quanto possível mas com um bom desempenho. Tomando como base os resultados de (BEH et al., 2007; FRENGER et al., 2001; MOTOROLA, 2000), esta restrição pode ser descrita como um decodificador operando sobre uma taxa fixa e com um *buffer* de mesmo tamanho do pacote inicial transmitido. Assim sendo, o objetivo foi projetar um método baseado em CC (CHASE, 1985) que viesse a superar em termos de *throughput* o CC tradicional (WICKER, 1994). No decorrer das análises e estudos obteve-se um método mais eficiente em termos de *throughput* do que os demais analisados.

Muitos trabalhos foram feitos em HARQ usando códigos LDPC. Por exemplo, em (CAO et al., 2006) um método que considera os graus de distribuição de um código LDPC é proposto. Antes da retransmissão ser requisitada, todo o pacote é reordenado em ordem decrescente dos graus dos nós. Este pacote reordenado é dividido em vários sub-pacotes com comprimento igual. Quando as retransmissões se fazem necessárias, o transmissor envia um sub-pacote por vez em ordem decrescente dos graus, enquanto que o receptor combina os sub-pacotes retransmitidos. Por sua vez, em (LI et al., 2006) os nós são também divididos em vários sub-pacotes baseados na distribuição de graus. Entretanto, cada sub-pacote contém apenas nós com o mesmo grau, o qual é diferente da estratégia em (CAO et al., 2006). Se retransmissões são requeridas, o transmissor envia sub-pacotes em ordem decrescente do maior grau para o menor grau. Como resultado, ambos *throughput* e atraso foram melhorados com respeito à (CAO et al., 2006). Em (HUANG et al., 2006) um esquema de HARQ baseado em confiabilidade foi proposto. Se uma decodificação errada é detectada, o receptor analisa a confiabilidade de cada símbolo através de suas LLR's. Se alguns símbolos estão abaixo de um limiar, então o receptor requisita a retransmissão destes símbolos. A principal desvantagem deste método é que a mensagem para requisitar uma retransmissão deve ter o mesmo comprimento que a palavra codificada original, que é muito mais do que uma mensagem normal de ACK ou NACK. Em (INABA et al., 2006) um método baseado na média da confiabilidade de cada linha da matriz de *check* de paridade é proposto. Se uma retransmissão é necessária, o receptor requisita apenas

os símbolos da linha da matriz com menor confiabilidade. Por meio disso, o método proposto melhora o *throughput* e também o atraso com respeito à proposta em (HUANG et al., 2006). Todas estas propostas (CAO et al., 2006; LI et al., 2006; HUANG et al., 2006; INABA et al., 2006) aplicam combinação no receptor. Outra área de estudo em técnicas de HARQ usando códigos LDPC como FEC são os métodos baseados em IR, como por exemplo (KIM et al., 2006).

Os métodos apresentados neste capítulo são baseados em retransmissões parciais e CC. Análises de EXIT (do inglês, *Extrinsic Information Transfer*) mostram que a estratégia proposta supera métodos convencionais. Simulações computacionais verificam os resultados obtidos através das análises de EXIT *charts*, e demonstram um bom desempenho para o canal AWGN. Nas simulações utilizou-se códigos LDPC do padrão IEEE 802.16e (IEEE-WiMax... , 2008), mas o método pode ser usado com outros códigos LDPC também. Nas análises obtidas através das simulações, estas também podem ser validadas para outros códigos LDPC que possuam a mesma distribuição de graus apresentada pelos códigos LDPC do padrão IEEE 802.16e. A principal contribuição deste capítulo é introduzir um método de HARQ Tipo I que supere esquemas tradicionais em termos de *throughput*, sem aumentar a energia média por transmissão. Assim, o foco é no projeto do esquema de HARQ, não de um código em específico.

3.1 NOTAÇÕES DE CÓDIGOS LDPC

Antes de discutirmos sobre os esquemas de HARQ propostos baseados em códigos LDPC realizaremos uma breve introdução sobre as principais notações que serão utilizadas no restante deste trabalho. Um código LDPC (GALLAGER, 1962) é definido pela sua matriz de *check* de paridade \mathbf{H} o qual é uma matriz esparsa (A quantidade de bits 1's é muito inferior a quantidade de bits 0's). Tomemos como exemplo um código LDPC de taxa $R = 1/3$ que possui uma matriz \mathbf{H} com dimensões 8×12 obtido de (MOREIRA; FARRELL, 2006):

$$\mathbf{H} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}, \quad (5)$$

e sua matriz geradora corresponde é dada por:

$$\mathbf{G} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}. \quad (6)$$

A matriz \mathbf{H} pode ser representada por um grafo bipartido de Tanner (TANNER, 1981), onde osVN nós variáveis representam as colunas da matriz e osCN nós de *check* representam as linhas da matriz \mathbf{H} . Os nós variáveis são representados por círculos e os nós de *check* por quadrados. Para a matriz da equação (5) pode-se obter o grafo bipartido apresentado na Figura 7.

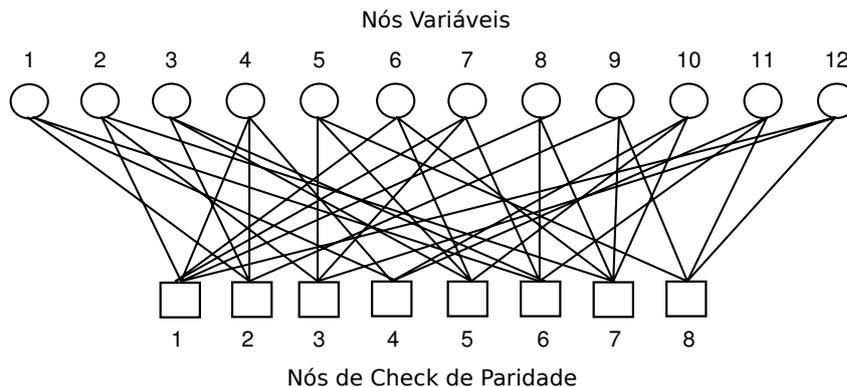


Figura 7: Representação em grafo bipartido de Tanner da matriz \mathbf{H} .

Fonte: Autoria Própria

As conexões (arestas) estabelecidas entre os nós variáveis e os nós de *check* de paridade, apresentadas na Figura 7, representam os 1's da matriz \mathbf{H} de (5). Por exemplo, o nó variável 1 (primeira coluna da esquerda para direita) possui conexão com os nós de *check* 2, 4,

6 (linhas 2, 4 e 6 da matriz). Além disso, a distribuição de graus de um código LDPC pode ser descrita por polinômios. Para este código em particular, os polinômios dos nós variáveis e dos nós de *check* são:

$$\lambda(x) = \frac{1}{6}x^5 + \frac{10}{36}x^4 + \frac{20}{36}x^3, \quad (7)$$

onde $\lambda(x)$ é o polinômio que descreve a distribuição dos graus dos nós variáveis, bem como a fração de arestas estabelecidas entre os nós variáveis,

$$\rho(x) = x^2, \quad (8)$$

onde $\rho(x)$ é o polinômio que descreve a distribuição dos graus dos nós de *check*, bem como a fração de arestas estabelecidas entre os nós de *check* e os variáveis. Além disso, este código em particular é um código LDPC irregular, quando regular o número de conexões dos nós variáveis com os nós de *check* é sempre constante (MOREIRA; FARRELL, 2006).

3.2 MODELO DO SISTEMA

Considere um sistema de comunicação com um canal direto e um de retorno. O canal direto é modelado como um canal BI-AWGN (do inglês, *Binary Input - Additive White Gaussian Noise*) com uma densidade espectral de potência de ruído N_0 . O canal de retorno é considerado sem ruído, esta restrição não é grave uma vez que a taxa de fluxo de informação através do canal de retorno geralmente é muito baixa. A Figura 8 mostra graficamente os canais direto e de retorno. O objetivo é transmitir através do canal um bloco de tamanho k bits de informação equiprováveis e independentes, $\mathbf{u} = [u_0, u_1, \dots, u_{k-1}]$. Os bits são codificados por um codificador LDPC antes da transmissão, gerando o vetor $\mathbf{v} = [v_0, v_1, \dots, v_{n-1}]$. A taxa do código é definida como $R = k/n$. O receptor faz uma estimativa $\hat{\mathbf{u}}$ dos bits de informação transmitidos \mathbf{u} .

O *throughput* T é definido como $T = E[\frac{k}{n_b}]$, onde $E[\cdot]$ é o valor esperado, e n_b é o número total de bits transmitidos para que os k bits de informação sejam corretamente decodificados (WICKER, 1994). Note que, para o caso de não haver erros depois da decodificação da primeira transmissão, o *throughput* é igual à taxa do código $R = k/n$, uma vez que k bits foram aceitos depois da transmissão de $n_b = n$ bits. Sem perda de generalidade, os esquemas ARQ simulados utilizam o protocolo *stop-and-wait*. Assume-se que os erros podem ser perfeitamente detectados pelo receptor.

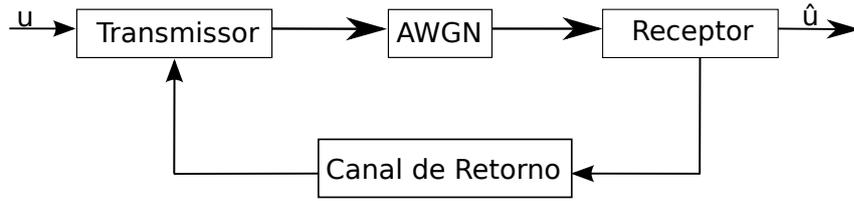


Figura 8: Modelo do sistema considerado.

Fonte: Autoria Própria.

3.3 ANÁLISE DAS CURVAS EXIT E COMBINAÇÃO POR DIVERSIDADE

As curvas EXIT caracterizam a operação iterativa do decodificador (BRINK et al., 2004), construindo assim o conceito de informação extrínseca. Defina I_{Av} como a informação *a priori* dos nós de variáveis, I_{Ev} a informação extrínseca provinda dos nós de variáveis, I_{Ac} a informação *a priori* dos nós de *check* de paridade, e I_{Ec} como a informação extrínseca dos nós de *check* de paridade. Então, para o caso de um código LDPC irregular, canal BI-AWGN e modulação BPSK (do inglês, *Binary Phase-Shift Keying*), as funções EXIT são definidas como (BRINK et al., 2004):

$$I_{Ev} = \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i J \left(\sqrt{(i-1) [J^{-1}(I_{Av})]^2 + \sigma_c^2} \right), \quad (9)$$

$$I_{Ec} = \sum_{j=1}^{D_c} \rho_j \left[1 - J \left(\sqrt{(j-1) J^{-1}(1 - I_{Ac})} \right) \right], \quad (10)$$

onde λ_i e ρ_j representam a fração de arestas incidentes nos nós de variáveis e nos nós de *check* de paridade de grau i e j , respectivamente, D_v e D_c são o grau máximo dos nós variáveis e de *check*, $\sigma_c^2 = 8R \frac{E_b}{N_0}$ (Não confundir σ_c^2 com σ_n^2 que descreve a variância de um canal AWGN), e $\frac{E_b}{N_0}$ é a energia por bit de informação. As funções J e J^{-1} são detalhadas em (BRINK et al., 2004).

Como σ_c^2 possui correlação direta com a SNR (E_b/N_0) observada no receptor, assim, em (9) pode-se ver que I_{Ev} é melhorado pelo aumento da SNR observada no receptor. Além disso, para o caso de esquemas HARQ Tipo I com combinação, a retransmissão tem o efeito de aumentar o valor de E_b/N_0 visto pelo receptor. Para um código LDPC irregular que é parte de um esquema de HARQ Tipo I em um canal AWGN usando CC, I_{Ev} pode ser escrita como:

$$I_{Ev}(CC) = \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i \times J \left(\sqrt{(i-1) [J^{-1}(I_{Av})]^2 + (N_{TX} \cdot \sigma_c^2)} \right), \quad (11)$$

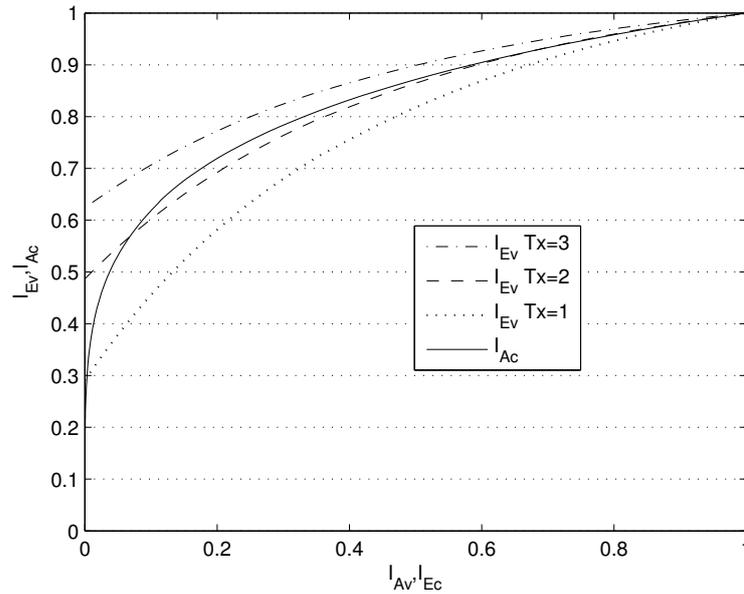


Figura 9: Curvas Exit para o IEEE 802.16e código LDPC taxa 1/2 com o CC Típico em canal AWGN, $N_{TX} = \{1, 2, 3\}$ e $E_b/N_0 = -3$ dB.

Fonte: Autoria Própria

onde N_{TX} é o número de transmissões de um dado pacote (por exemplo, $N_{TX} = 3$ significa que a primeira transmissão e duas retransmissões foram feitas para este pacote). A função EXIT I_{Ec} não muda uma vez que não depende de E_b/N_0 .

Através da Figura 9, que considera um código LDPC de taxa $\frac{k}{n} = \frac{1}{2}$, pode-se ver claramente que o desempenho do decodificador aumenta com o número de transmissões, tal que a curva I_{Ev}, I_{Av} está sempre acima da curva I_{Ac}, I_{Ec} depois da terceira transmissão. Tal condição corresponde a uma decodificação com sucesso de um pacote para aquele valor de E_b/N_0 da primeira transmissão¹. Além do mais, uma vez que as análises de EXIT charts mostram que a curva I_{Ev}, I_{Av} está sempre acima da curva I_{Ac}, I_{Ec} apenas depois da terceira transmissão, então pode-se estimar o *throughput* T para este valor de E_b/N_0 como $T = \frac{k}{n_b} = \frac{k}{3n} = \frac{1}{6}$. Note que através de (10) e (11) pode-se determinar o valor mínimo de E_b/N_0 para um dado número de transmissões N_{TX} de forma que a curva I_{Ev}, I_{Av} estará sempre acima da curva I_{Ac}, I_{Ec} . Assim, pode-se estimar o *throughput* sem recorrer a simulações computacionais que exijam um tempo muito grande. Pelo que se conhece, tal estimacão de *throughput* teórico usando EXIT charts não era encontrada na literatura até então.

A Figura 10 apresenta o *throughput* previsto através de EXIT charts e o *throughput*

¹Nos resultados apresentados nesta tese, sempre que nos referimos a E_b/N_0 , nos referimos a E_b/N_0 da primeira transmissão.

simulado. Nas simulações realizadas, foi considerado um máximo de 50 iterações de decodificação (baseado no número de iterações utilizados nas simulações feitas conforme a norma do WiMax (IEEE-WiMax... , 2008)), e no máximo 8 retransmissões. As diferentes regiões com *throughput* constante na curva teórica da Figura 10 são associadas com diferentes números de transmissões requeridas, como apresentado na figura. Por exemplo, na segunda região da direita para a esquerda, a qual corresponde à um *throughput* de 0.25, as análises de EXIT *charts* estimaram que $N_{TX} = 2$ transmissões são necessárias para aquela faixa de E_b/N_0 para que o pacote seja decodificado corretamente (assim, o *throughput* teórico é $T = \frac{k}{n_b} = \frac{k}{2n} = \frac{1}{4}$). Observa-se que existe uma boa correlação entre o *throughput* estimado e o simulado. Existem algumas pequenas diferenças entre os resultados teóricos e simulados apenas na transição entre os diferentes valores de *throughput* estimados. Com o objetivo de diminuir as diferenças nas transições entre os resultados teóricos e simulados tentou-se utilizar transmissões fracionadas. Porém, a estratégia não se mostrou adequada. Por exemplo, da Figura 11 vemos que com $N_{TX} = 1.5$ o *throughput* estimado fica bem distante da curva teórica, convergindo até aproximadamente -1.0 dB, o que daria uma estimativa de *throughput* muito otimista.

No entanto, esta estratégia apresentou uma saturação na obtenção do *throughput* estimado, como pode ser visto na Figura 11. Logo, não foi possível obter uma estimativa teórica com transições mais suaves. Como consequência, as estimativas teóricas que serão apresentadas no decorrer deste capítulo terão um perfil semelhante ao apresentado na Figura 10.

3.4 ESQUEMAS DE HARQ COM RETRANSMISSÕES PARCIAIS

Nesta seção determina-se as funções EXIT, num canal AWGN, para uma série de diferentes esquemas de HARQ e compara-se seus desempenhos em termos de *throughput*, com o objetivo de projetar um esquema que supere o CC Típico. Nos resultados numéricos utilizou-se os códigos LDPC irregulares do IEEE 802.16e com taxas² 1/2, 2/3 e 5/6. A Tabela 1 lista os valores de λ_i e ρ_i para tais códigos.

Três diferentes métodos serão analisados. O primeiro alterna nas retransmissões entre apenas bits sistemáticos ou apenas bits de paridade. O segundo divide os dados a serem retransmitidos em vários sub-pacotes baseados na distribuição de graus do código LDPC. Por sua vez, o terceiro divide os dados a serem retransmitidos em três sub-pacotes de comprimento iguais.

²Para o caso da taxa $R = 2/3$ considerar o código LDPC definido como 2/3B no padrão Wi-Max.

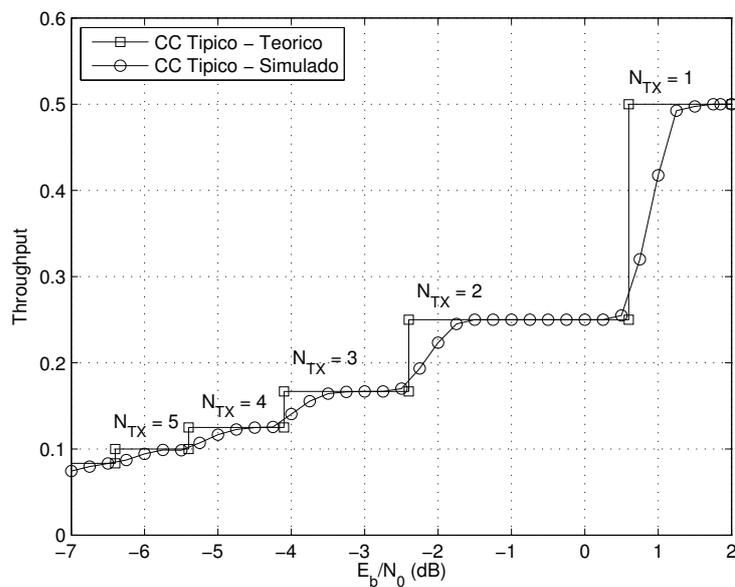


Figura 10: Throughput estimado e simulado para o IEEE 802.16e código de taxa 1/2 com o CC Típico em canal AWGN.

Fonte: Autoria Própria

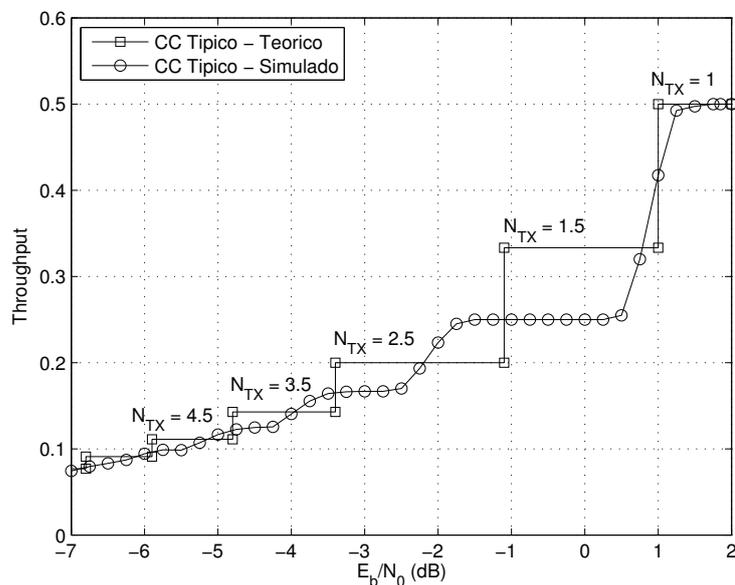


Figura 11: Throughput estimado (considerando transmissões fracionadas) e simulado para o IEEE 802.16e código de taxa 1/2 com o CC Típico em canal AWGN.

Fonte: Autoria Própria

Tabela 1: A distribuição de graus para os nós variáveis e de check de paridade para os códigos LDPC do IEEE 802.16e

R=1/2	$\lambda_6 = 0.395$	$\lambda_3 = 0.316$	$\lambda_2 = 0.289$	$\rho_7 = 0.368$	$\rho_6 = 0.632$
R=2/3	$\lambda_4 = 0.790$	$\lambda_3 = 0.037$	$\lambda_2 = 0.173$	$\rho_{10} = 0.864$	$\rho_{11} = 0.136$
R=5/6	$\lambda_4 = 0.550$	$\lambda_3 = 0.375$	$\lambda_2 = 0.075$	$\rho_{20} = 1.000$	

Fonte: Autoria Própria

3.4.1 MÉTODO 1 - ALTERNANDO ENTRE BITS SISTEMÁTICOS E DE PARIDADE (SP)

Este método usa a mesma estratégia utilizada no artigo (SOUZA et al., 2010), para o caso de códigos turbo (BERROU; GLAVIEUX, 1996). Suponha que o código LDPC em uso é sistemático. O método realiza quatro passos:

1. Na primeira transmissão o sistema opera como usual, transmitindo todo o pacote de n símbolos;
2. Se uma retransmissão é necessária, então o transmissor envia os bits sistemáticos apenas;
3. Se outra retransmissão for necessária, então os bits de paridade são enviados novamente;
4. Se mais retransmissões forem requeridas, então repete-se do passo 2.

O receptor aplica CC para aumentar a probabilidade de uma decodificação com sucesso. Além do mais, vale lembrar que no caso do esquema CC Típico cada retransmissão é composta de um pacote completo de n símbolos. Contudo, para garantir o uso da mesma energia média por pacote como a usada num CC Típico, no método acima os símbolos retransmitidos são enviados com um aumento de potência. Por exemplo, considere o código LDPC do IEEE 802.16e com uma taxa $R = 2/3$, $n = 2304$ e modulação BPSK. Se uma retransmissão é necessária, o transmissor envia primeiro apenas os símbolos sistemáticos com um aumento de magnitude, onde o fator de magnitude é $\sqrt{\frac{2304}{1536}} = \sqrt{1.5}$. Logo, o *throughput* teórico para este caso seria $T = \frac{k}{n_b} = \frac{1536}{3840} = \frac{2}{5}$. Na segunda retransmissão o transmissor envia apenas os símbolos de paridade com um fator de aumento de magnitude de $\sqrt{\frac{2304}{768}} = \sqrt{3}$. Assim, o *throughput* teórico para este caso será $T = \frac{k}{n_b} = \frac{1536}{4608} = \frac{1}{3}$.

A função EXIT I_{Ev} para este método, que é denotado como SP, pode ser escrita como:

$$I_{Ev}(SP) = \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i \gamma_i^s J \left(\sqrt{(i-1)[J^{-1}(I_{Av})]^2 + \left[\left(1 + \frac{n}{k} \left\lfloor \frac{N_{TX}}{2} \right\rfloor \right) \sigma_c^2 \right]} \right) + \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i \gamma_i^p J \left(\sqrt{(i-1)[J^{-1}(I_{Av})]^2 + \left[\left(1 + \frac{n}{n-k} \left\lfloor \frac{N_{TX}-1}{2} \right\rfloor \right) \sigma_c^2 \right]} \right), \quad (12)$$

onde a função $\lfloor x \rfloor$ retorna o maior inteiro menor ou igual a x , γ_i^s é a fração dos nós variáveis com grau i que são associados com os bits sistemáticos, e γ_i^p é a fração dos nós variáveis com grau i que são associados aos bits de paridade. Os valores para γ_i^s e γ_i^p para os códigos considerados nos resultados numéricos são listados na Tabela 2.

Tabela 2: Valores de γ_i^s e γ_i^p para os códigos analisados.

R=1/2			R=2/3			R=5/6		
i	γ_i^s	γ_i^p	i	γ_i^s	γ_i^p	i	γ_i^s	γ_i^p
6	1	0	4	1	0	4	1	0
3	0.875	0.125	3	0	1	3	0.9	0.1
2	0	1	2	0	1	2	0	1

Fonte: Autoria Própria

3.4.2 MÉTODO 2 - BASEADO NA DISTRIBUIÇÃO DOS GRAUS (DDB)

Este método usa a distribuição dos graus de um código LDPC irregular como critério para definir a prioridade nas retransmissões. O projeto é baseado na idéia apresentada em (LI et al., 2006), onde todos os nós são marcados pela ordem de seus graus e são retransmitidos do maior grau para o menor. Além disso, é considerado um esquema de controle de potência similar ao que foi usado no método SP, e é aplicado CC no receptor.

Por exemplo, considere o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa 1/2, $n = 2304$ e modulação BPSK, com os seguintes graus de distribuição: 480 nós variáveis com grau 6, 768 nós variáveis com grau 3, e 1056 nós variáveis com grau 2. Este método segue os passos:

1. Na primeira transmissão o sistema opera como usual, transmitindo todo o pacote de n símbolos;
2. Na primeira retransmissão envia-se apenas os nós de grau 6 com um fator de ganho de magnitude de $\sqrt{2304/480} = \sqrt{4.8}$, obtendo um *throughput* teórico $T = \frac{k}{n_b} = \frac{1152}{2304+480} \cong 0.414$;
3. No caso de que uma segunda retransmissão seja necessária, envia-se os nós de grau 3 com um fator de ganho de magnitude de $\sqrt{\frac{2304}{768}} = \sqrt{3}$, obtendo um *throughput* teórico $T = \frac{k}{n_b} = \frac{1152}{2304+1248} \cong 0.324$;
4. Na terceira retransmissão envia-se os nós de grau 2 com um fator de ganho de magnitude de $\sqrt{2304/1056} = \sqrt{2.18}$, o que produz um *throughput* teórico $T = \frac{k}{n_b} = \frac{1152}{4608} = \frac{1}{4}$;
5. Se mais retransmissões se fizerem necessárias, o método repete a partir do passo 2.

A função EXIT para o método acima, que é denotado como DDB, pode ser escrita como:

$$I_{Ev}(DDB) = \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i J \left(\sqrt{(i-1) [J^{-1}(I_{Av})]^2 + [G(N_{TX}, i) \sigma_c^2]} \right), \quad (14)$$

onde $G(\cdot)$ é um fator de ganho que depende do número de retransmissões N_{TX} e grau i . A Tabela 3 lista $G(\cdot)$ para os três códigos considerados. Note que existem três diferentes subpacotes (um para cada ordem de grau) para serem retransmitidos, uma vez que os códigos considerados possuem nós com três diferentes ordens de grau.

Tabela 3: Fator de ganho $G(\cdot)$ para a função I_{Ev} do método DDB.

R=1/2		R=2/3		R=5/6	
i	$G(\cdot)$	i	$G(\cdot)$	i	$G(\cdot)$
6	$(1 + \frac{2304}{480} \lfloor \frac{N_{TX}+1}{3} \rfloor)$	4	$(1 + \frac{2304}{1536} \lfloor \frac{N_{TX}+1}{3} \rfloor)$	4	$(1 + \frac{2304}{1056} \lfloor \frac{N_{TX}+1}{3} \rfloor)$
3	$(1 + \frac{2304}{768} \lfloor \frac{N_{TX}}{3} \rfloor)$	3	$(1 + \frac{2304}{96} \lfloor \frac{N_{TX}}{3} \rfloor)$	3	$(1 + \frac{2304}{960} \lfloor \frac{N_{TX}}{3} \rfloor)$
2	$(1 + \frac{2304}{1056} \lfloor \frac{N_{TX}-1}{3} \rfloor)$	2	$(1 + \frac{2304}{672} \lfloor \frac{N_{TX}-1}{3} \rfloor)$	2	$(1 + \frac{2304}{288} \lfloor \frac{N_{TX}-1}{3} \rfloor)$

Fonte: Autoria Própria

3.4.3 MÉTODO PROPOSTO - RETRANSMISSÃO COM TAMANHO CONSTANTE (CRL)

Este método, que é denotado como CRL, envia a cada retransmissão um terço dos símbolos originais n . Este método foi parcialmente apresentado no trabalho (UCHÔA et al., 2009). Controle de potência e combinação por diversidade são aplicados como nos métodos anteriores. Por exemplo, considere o caso de um código com $n = 2304$ e modulação BPSK. O método segue os seguintes passos:

1. Na primeira transmissão o sistema opera como usual, transmitindo todo o pacote de N símbolos;
2. Se uma segunda retransmissão é necessária, então o transmissor envia os primeiros 768 símbolos com um fator de ganho de magnitude de $\sqrt{\frac{2304}{768}} = \sqrt{3}$, gerando um *throughput* teórico $T = \frac{k}{n_b} = \frac{k}{n \times \frac{4}{3}}$;
3. Se uma segunda retransmissão é requerida, o método envia os próximos 768 símbolos com o mesmo fator de ganho, obtendo um *throughput* teórico $T = \frac{k}{n_b} = \frac{k}{n \times \frac{5}{3}}$;
4. Se uma terceira retransmissão for necessária, o transmissor envia os últimos 768 símbolos novamente com o mesmo fator de ganho, o qual gera um *throughput* teórico $T = \frac{k}{n_b} = \frac{k}{2 \times n}$;
5. Se mais retransmissões se fizerem necessárias, o método repete do passo 2.

O método proposto, CRL, é baseado em simplesmente dividir o pacote a ser retransmitido em L sub-pacotes com comprimentos iguais. Notar que, no CRL, à partir do passo 2 o comprimento dos pacotes retransmitidos é constante, tanto quanto o fator de ganho de magnitude, e estes parâmetros não dependem da taxa do código. Além do mais, os sub-pacotes recebidos são sempre combinados com os pacotes previamente recebidos.

A função EXIT I_{Ev} para o método proposto CRL pode ser escrita como:

$$I_{Ev}(CRL) = \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i \gamma_i^1 J \left(\sqrt{(i-1) [J^{-1}(I_{Av})]^2 + \left[\left(1 + 3 \lfloor \frac{N_{TX}+1}{3} \rfloor\right) \sigma_c^2 \right]} \right) + \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i \gamma_i^2 J \left(\sqrt{(i-1) [J^{-1}(I_{Av})]^2 + \left[\left(1 + 3 \lfloor \frac{N_{TX}}{3} \rfloor\right) \sigma_c^2 \right]} \right) + \sum_{i=1}^{D_v} \lambda_i \gamma_i^3 J \left(\sqrt{(i-1) [J^{-1}(I_{Av})]^2 + \left[\left(1 + 3 \lfloor \frac{N_{TX}-1}{3} \rfloor\right) \sigma_c^2 \right]} \right), \quad (15)$$

onde $\gamma_i^1, \gamma_i^2, \gamma_i^3$ são as frações dos nós com grau i que estão na primeira, segunda e terceira retransmissão, respectivamente. A Tabela 4 lista os valores de $\gamma_i^1, \gamma_i^2, \gamma_i^3$ para os três códigos em consideração.

Tabela 4: Valores de $\gamma_i^1, \gamma_i^2, \gamma_i^3$ usados no método proposto CRL.

R=1/2				R=2/3				R=5/6			
i	γ_i^1	γ_i^2	γ_i^3	i	γ_i^1	γ_i^2	γ_i^3	i	γ_i^1	γ_i^2	γ_i^3
6	0.6	0.4	0	4	0.5	0.5	0	4	0	0.636	0.364
3	0.625	0.375	0	3	0	0	1	3	0.8	0.1	0.1
2	0	0.273	0.727	2	0	0	1	2	0	0	1

Fonte: Autoria Própria

3.4.4 COMPARANDO OS MÉTODOS

A Figura 12 apresenta a estimativa teórica do *throughput* para os métodos SP, DDB e CRL, e para o caso do CC Típico considerando um canal AWGN com modulação BPSK. Da figura nota-se que o DDB e o CRL são geralmente melhores do que SP, e que eles apresentam um desempenho consideravelmente melhor do que um CC Típico. O ganho com respeito ao CC Típico pode ser de alguns dBs para SNR baixa. As Figuras 13 e 14 apresentam resultados similares mas para as taxas 2/3 e 5/6.

O método proposto CRL, que é baseado em simplesmente dividir os pacotes a serem retransmitidos em L sub-pacotes com comprimentos iguais, tem uma vantagem importante sobre o DDB, que por sua vez é baseado na distribuição de graus de um código LDPC irregular. O projeto do DDB é dependente do código. O comprimento dos pacotes variam com o número

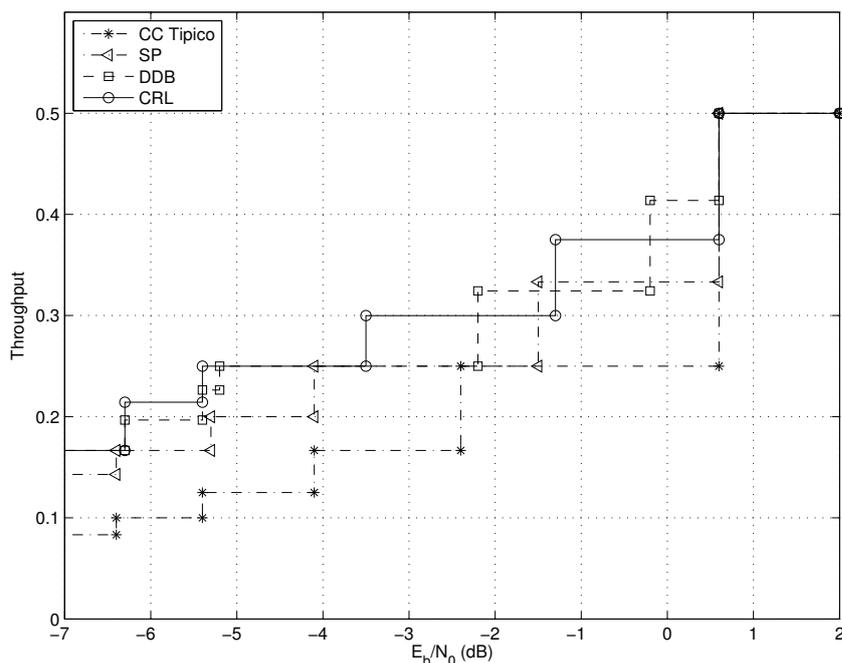


Figura 12: Estimação teórica do throughput para os métodos SP, DDB, CRL e CC Típico em canal AWGN, considerando o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa $R = 1/2$.

Fonte: Autoria Própria

de transmissões, tanto quanto o ganho de potência usado nas retransmissões para compensar um comprimento reduzido do pacote comparado a um CC Típico. O CRL usa sub-pacotes com comprimentos constantes, que simplifica o projeto do receptor, e também um ganho de potência constante, que simplifica o projeto do amplificador de potência. Uma vez que os dois métodos possuem desempenho similares, a partir deste ponto será considerado apenas o método proposto CRL devido às suas vantagens sobre o DDB e o SP.

Outros métodos também foram testados, como uma variação do CRL onde as retransmissões foram baseadas nos sub-pacotes com a metade do comprimento dos pacotes originalmente transmitidos. Além disso, foram feitas variações do método CRL, onde os sub-pacotes possuíam comprimentos menores, por exemplo, um quarto, um sexto, um oitavo, etc. Observou-se um melhor desempenho em termos de *throughput*, no entanto, aumenta-se significativamente o número de retransmissões e também o ganho de potência aplicado em cada símbolo retransmitido. Se considerar o projeto de um amplificador real, essas divisões em sub-pacotes muito pequenas exigirão um aumento significativo da potência, o que pode causar distorção do sinal transmitido, que é indesejável. Nas próximas seções, serão apresentadas em mais detalhes análises e discussões sobre as vantagens e/ou desvantagens de utilizar diferentes valores de L sobre o método CRL.

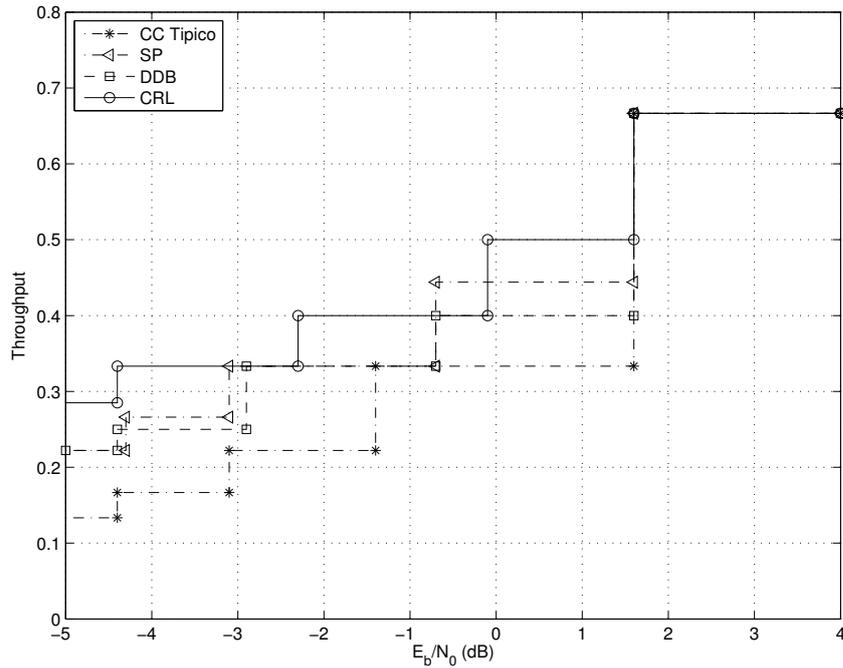


Figura 13: Estimação teórica do throughput para os métodos SP, DDB, CRL e CC Típico em canal AWGN, considerando o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa $R = 2/3$.

Fonte: Autoria Própria

Além do mais, note que as equações de EXIT *charts* descritas foram usadas para avaliar o mecanismo de HARQ. As mesmas equações poderiam ser usadas para determinar a distribuição de graus ótima para cada método, e assim projetar um código que melhor case com o mecanismo de HARQ.

3.5 RESULTADOS DA SIMULAÇÃO

Nesta seção utilizou-se simulações computacionais para verificar os resultados de *throughput* apresentados na seção anterior, e também para investigar o desempenho do método proposto CRL e do CC Típico em termos de toda a energia necessária para a transmissão. Nas seguintes simulações considerou-se um máximo de 50 iterações de decodificação, 8 retransmissões, tamanho do bloco $n = 2304$ bits, 1000 blocos para cada valor de E_b/N_0 , taxa do código $R = 5/6$, modulação BPSK. Além do mais, consideramos um E_b/N_0 fixo para todas as retransmissões, que é igual ao valor de E_b/N_0 na primeira transmissão.

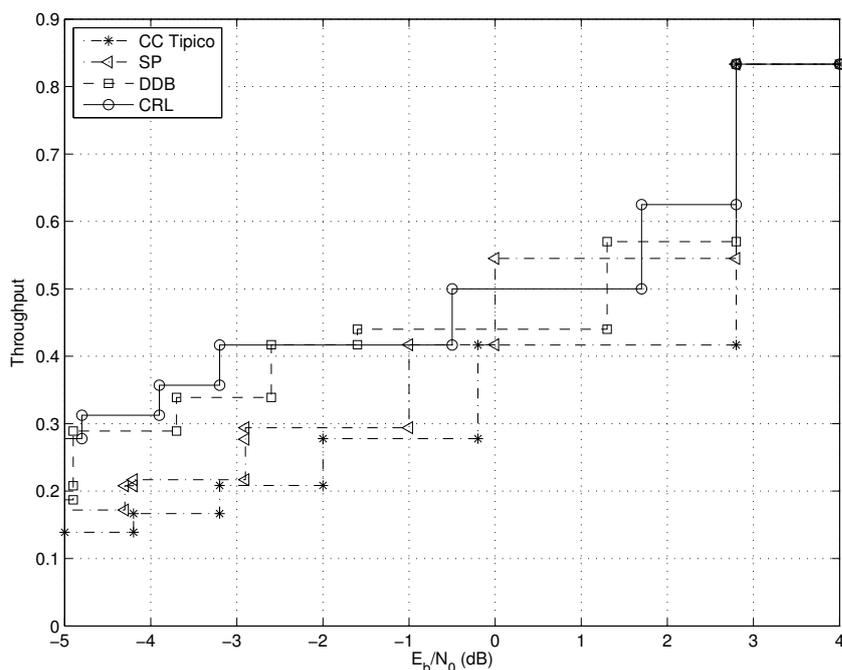


Figura 14: Estimação teórica do throughput para os métodos SP, DDB, CRL e CC Típico em canal AWGN, considerando o código LDPC do IEEE 802.16e com taxa $R = 5/6$.

Fonte: Autoria Própria

3.5.1 BPSK NO CANAL AWGN

A Figura 15 apresenta o *throughput* teórico e simulado para o CRL e o CC Típico versus E_b/N_0 , onde o canal direto é o AWGN. Na figura é apresentado também, como uma referência, o *throughput* do HARQ Tipo I sem combinação. Através da figura, pode-se notar que o *throughput* estimado fica muito próximo dos resultados da simulação. Os casos das outras taxas ($R = 1/2$ e $R = 2/3$) foram também testados e obtiveram resultados similares aos apresentados na Figura 15, como pode ser visto nas Figuras 16 e 17.

Os resultados apresentados na Figura 15 mostram que o método proposto supera o CC Típico. Entretanto, uma vez que foi utilizado retransmissão parcial, pode ocorrer que no método proposto mais transmissões sejam necessárias para uma decodificação correta de um pacote do que num CC Típico. Por exemplo, na Figura 15 em $E_b/N_0 = 1$ dB um total de $N_{TX} = 2$ transmissões são necessárias para o CC Típico (assim obtendo um *throughput* de $T = 0.417$) enquanto que $N_{TX} = 3$ transmissões são necessárias para o CRL (obtendo um *throughput* de $T = 0.5$). Nestes casos, a energia total utilizada no CRL seria maior do que no CC Típico. Generalizando, a Figura 18 apresenta o número médio de transmissões (contando a transmissão original mais as retransmissões) necessárias para decodificar um pacote à um dado valor de

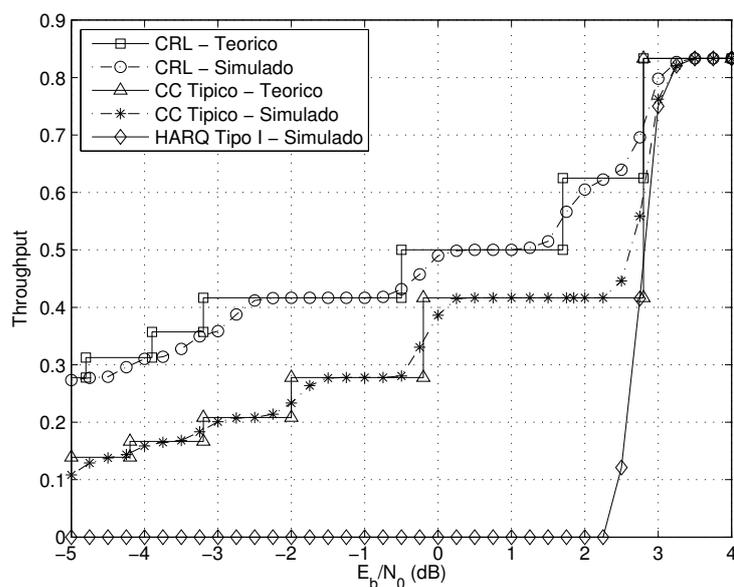


Figura 15: Throughput teórico e simulado para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. Na figura é apresentado também o throughput do HARQ Tipo I sem combinação por diversidade. O código LDPC é do IEEE 802.16e taxa $R = 5/6$ com $n = 2304$.

Fonte: Autoria Própria

E_b/N_0 , para o caso de $R = 5/6$. Da figura pode-se ver que o método proposto geralmente requer mais transmissões do que um CC Típico. Uma vez que cada transmissão utiliza a mesma quantidade de energia, então a energia total utilizada no método proposto é também um pouco maior do que o caso de um CC Típico. Na sequência será realizada uma análise do consumo médio de energia.

3.5.2 ANÁLISE DO CONSUMO MÉDIO DE ENERGIA

Nesta seção são realizadas simulações e análises para verificar os resultados de *throughput* apresentados na seção anterior, como para investigar o desempenho do método proposto CRL e o CC Típico em termos da energia total requerida por transmissão. Nas simulações a seguir considerou-se uma taxa de código $R = 5/6$.

A Figura 19 apresenta o *throughput* teórico e simulado para o método proposto CRL para vários valores de L versus E_b/N_0 . Para o caso de $L = 1$ é equivalente ao CC Típico. Da figura pode-se ver que a estimativa teórica possui uma boa correlação com os resultados das simulações. O caso para outras taxas de código ($R = 1/2$ e $R = 2/3$) também foram testados e a correlação entre a estimativa teórica e as simulações foram muito similares aos resultados

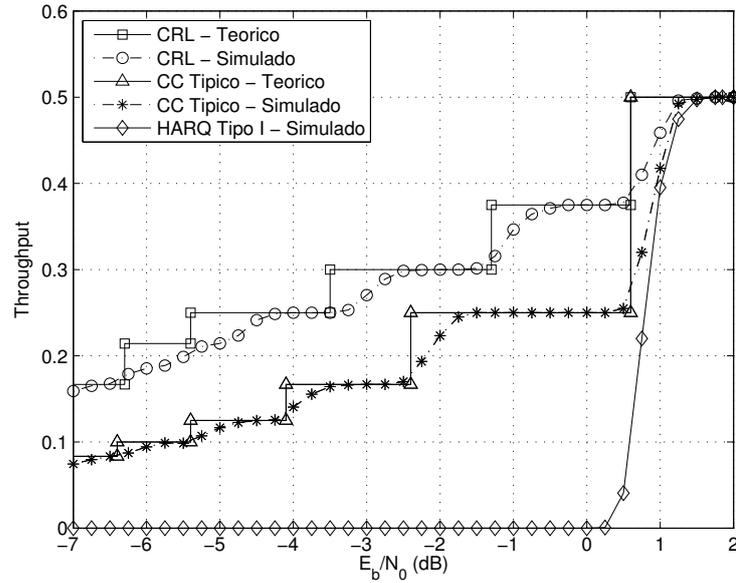


Figura 16: Throughput teórico e simulado para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. Na figura é apresentado também o throughput do HARQ Tipo I sem combinação por diversidade. O código LDPC é do IEEE 802.16e taxa $R = 1/2$ com $n = 2304$.

Fonte: Autoria Própria

apresentados na Figura 19. Estes resultados corroboram as análises apresentadas na Seção 3.4.

Da Figura 19 poderia-se dizer que ao aumentar L aumentaria-se o *throughput* ilimitadamente. Contudo, permita N_{TX} ser o número médio de transmissões (contando a transmissão original mais quaisquer retransmissões) necessárias para decodificar um pacote à um dado E_b/N_0 . Em geral o método proposto geralmente requer mais transmissões do que o CC Típico, tal que $N_{TX}(CRL) > N_{TX}(CC\ Típico)$. Isto é apresentado na Figura 20, onde o número médio simulado de transmissões requeridas é descrito.

Uma vez que cada transmissão utiliza a mesma quantidade de energia, então a energia total utilizada no método proposto CRL é maior do que no CC Típico. Assim, alguém poderia argumentar que os ganhos em termos de *throughput* do esquema proposto vem do custo no aumento da energia transmitida. Com o intuito de investigar esta questão, defina a penalidade de energia η , que representa o excesso de energia utilizado pelo método proposto quando comparado com o CC Típico, como:

$$\eta = 10 \cdot \log_{10} \left(\frac{N_{TX}(CRL)}{N_{TX}(CC\ Típico)} \right) \quad [dB]. \quad (17)$$

Note que o valor de η é uma função de E_b/N_0 , uma vez que N_{TX} é também uma função de

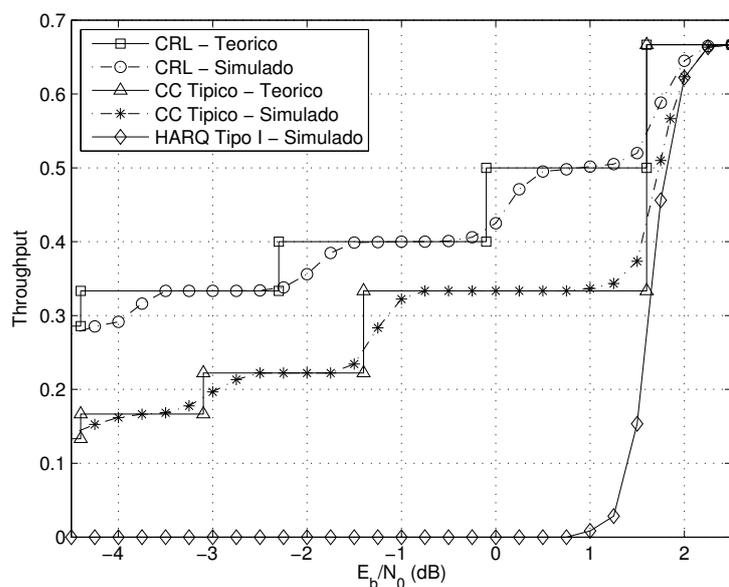


Figura 17: Throughput teórico e simulado para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. Na figura é apresentado também o throughput do HARQ Tipo I sem combinação por diversidade. O código LDPC é do IEEE 802.16e taxa $R = 2/3$ com $n = 2304$.

Fonte: Autoria Própria

E_b/N_0 por si só.

Agora comparamos o método CRL com o CC Típico, mas considerando o mesmo consumo total de energia. Neste caso, é justo questionar qual seria o desempenho do CC Típico se o mesmo pudesse utilizar a mesma quantidade de energia que o método proposto CRL. Para isso, comparou-se o CRL com o CC Típico, mas deslocando a curva de *throughput* do CC Típico para esquerda por η (equivalente a melhorar a SNR vista pelo CC Típico). A Figura 21 apresenta penalidade de energia η em função de E_b/N_0 para diferentes valores de L .

Então, depois de aplicar a penalidade de energia, comparou-se os *throughputs* do método proposto com diferentes L 's, e o CC Típico (deslocado para esquerda por η). A Figura 22 apresenta o ganho de *throughput* normalizado, que é definido como sendo a razão entre o *throughput* do esquema proposto sobre o *throughput* deslocado (por η) do CC Típico, de tal forma que se a razão estiver acima de 1 então o método proposto superou o CC Típico para o mesmo consumo de energia.

Das figuras previamente apresentadas pode-se ver que quando aumenta-se L a penalidade de energia também aumenta, devido ao fato de que os métodos propostos consomem mais energia com o aumento de L . Logo, não há vantagem em aumentar ilimitadamente L . Pode-se

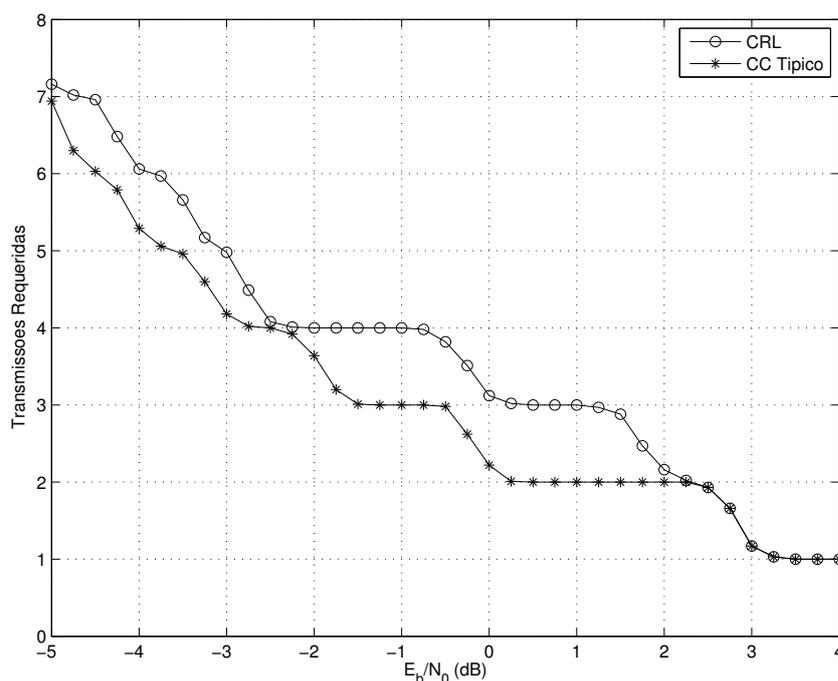


Figura 18: Número total de transmissões necessárias para uma decodificação correta de um pacote para o método proposto CRL e o CC Típico em canal AWGN. O código LDPC é o IEEE 802.16e taxa do código $R = 5/6$ com $n = 2304$.

Fonte: Autoria Própria

concluir que $L = 3$ é melhor do que os outros valores na Figura 22 uma vez que ele apenas perde para o CC Típico ($L = 1$) em $E_b/N_0 = 1$ dB. Os resultados para $L = 2$ e $L = 4$ não são apresentados aqui porque eles são muito próximos dos resultados para $L = 3$, com apenas uma pequena vantagem de $L = 3$ para alguns valores de E_b/N_0 . Os resultados para os casos das taxas $R = 1/2$ e $R = 2/3$ conduzem para conclusões similares às demonstradas para o caso da taxa $R = 5/6$.

Neste capítulo foram apresentados métodos de HARQ com combinação por diversidade e retransmissão parcial para códigos LDPC. Das análises feitas com o auxílio das EXIT charts notou-se que o método CRL apresentou o melhor desempenho em termos de *throughput*. Outra discussão realizada foi quanto ao consumo médio de energia por transmissão. Das análises concluiu-se que o esquema CRL para uma grande faixa de E_b/N_0 utilizou menos energia que o CC Típico. Logo, o ganho apresentado pelo método proposto não vem simplesmente do aumento da potência dos símbolos retransmitidos, e sim de uma alocação apropriada de energia nos símbolos transmitidos. Além disso, constatou-se que uma boa quantidade de sub-pacotes a serem retransmitidos no esquema proposto CRL é de $L = 3$.

Uma desvantagem de todos os métodos propostos com respeito ao CC Típico é que,

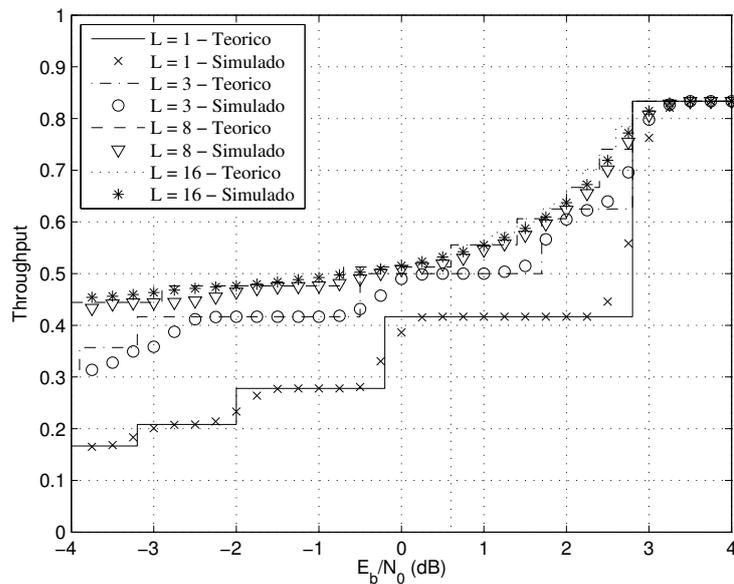


Figura 19: Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para vários comprimentos de L para o método proposto CRL.

Fonte: Autoria Própria

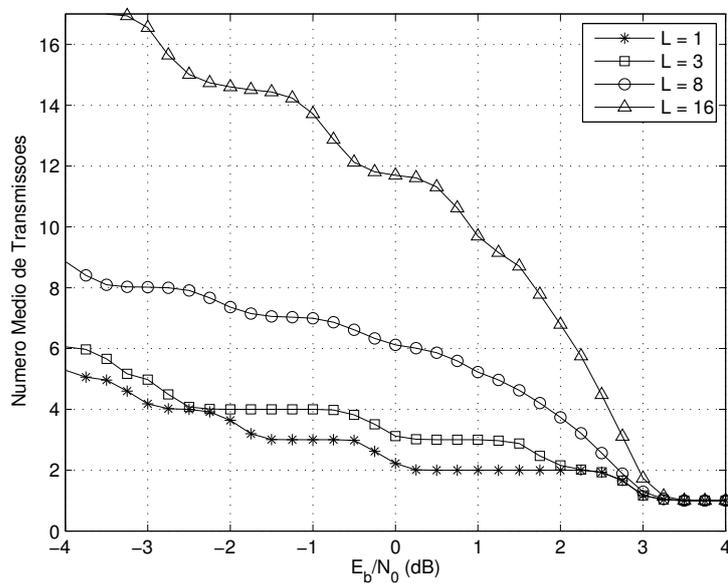


Figura 20: Número médio de transmissões para uma decodificação correta de um pacote versus E_b/N_0 para vários L para o método proposto CRL.

Fonte: Autoria Própria

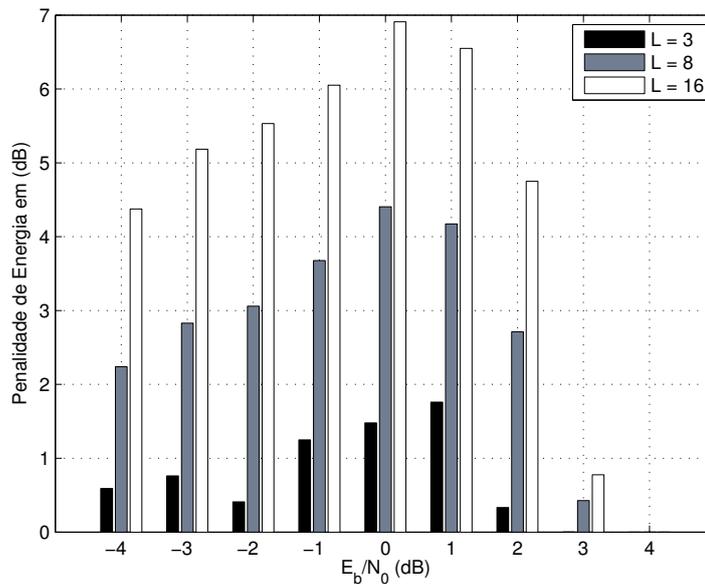


Figura 21: Penalidade de energia versus E_b/N_0 para vários L para o método proposto CRL.

Fonte: Autoria Própria

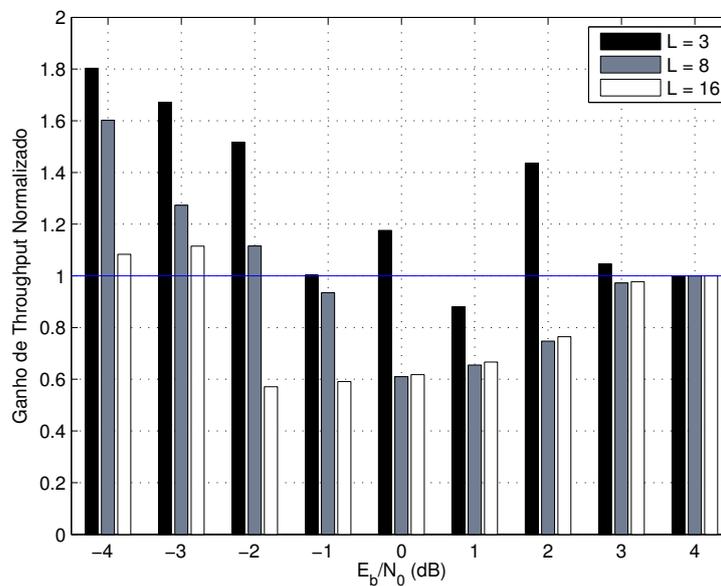


Figura 22: Ganho de throughput normalizado versus E_b/N_0 para vários L para o método proposto CRL.

Fonte: Autoria Própria

para qualquer taxa de código, a potência do amplificador do transmissor deve ser capaz de

aumentar a sua saída instantânea de potência sem distorcer o sinal. Assim, o *output back-off* do amplificador tem que ser maior do que o usual. Se ocorrer distorção, os ganhos sobre outros esquemas serão menores. Assim, o esquema proposto pode ser melhor para o *downlink* onde uma estação base serve vários usuários, e então a maior limitação no projeto do amplificador de potência é limitada à estação base. Entretanto, o limitante imposto ao amplificador de potência é menor do que o limitante imposto por uma modulação 16-QAM, onde a maior diferença de energia entre os símbolos é próxima de 10 dB (LIN; COSTELLO, 2004).

4 MÉTODOS PROPOSTOS DE HARQ PARA CANAIS RAYLEIGH BLOCK-FADING COM CÓDIGOS LDPC

Neste Capítulo serão apresentados os métodos de HARQ propostos para o canal *Rayleigh Block-Fading* e que utilizam códigos LDPC. Nestes métodos utilizou-se HARQ Tipo I com CC e retransmissões do tipo *Stop and Wait*. Além disso, foram utilizadas técnicas de retransmissões parciais, semelhantes às técnicas apresentadas no Capítulo anterior.

Em (WU; JINDAL, 2010), os autores estudaram o desempenho de métodos de HARQ em canais *Rayleigh Block-Fading* através da probabilidade de *outage*. Eles consideraram um canal *Block-Fading* onde o canal mantém-se constante durante um bloco mas varia independentemente de um bloco para outro, e que a palavra codificada sofre F desvanecimentos. Em termos gerais as conclusões obtidas pelos autores de (WU; JINDAL, 2010) são que sistemas que utilizam HARQ obtêm uma melhora significativa em termos de *throughput* com respeito a sistemas que não utilizam HARQ. Além do mais, eles também demonstraram que IR supera CC no contexto por eles considerado.

Os métodos propostos neste Capítulo serão denominados dePR (Retransmissão Parcial). Nos métodos propostos, quando uma retransmissão é requerida pelo destino, o transmissor envia apenas uma fração da palavra codificada original. Se o canal pode ser caracterizado como tendo F desvanecimentos independentes por bloco transmitido, então a palavra codificada original é dividida em F frações para as retransmissões. Um esquema apropriado de alocação de potência é aplicado nas retransmissões parciais, de forma que a energia consumida por transmissão é constante. Além disso, analisamos também o caso em que não é aplicada alocação de potência. Os sub-pacotes recebidos são combinados símbolo à símbolo com aqueles recebidos previamente. Foram caracterizados os desempenhos dos esquemas propostos através da probabilidade de *outage* e do *throughput*. O desempenho é comparado ao IR e CC, mostrando que os métodos propostos são capazes de superar ambos os esquemas.

4.1 MODELO DO SISTEMA

Considere um canal direto sendo do tipo *Rayleigh Block-Fading*, onde F é número de desvanecimentos independentes por bloco e por palavra codificada de comprimento N bits. Seguindo (LI; SALEHI, 2010), o t -ésimo símbolo recebido é dado por:

$$y_t = h_f x_t + n_t, \quad (18)$$

onde $t = \{1, 2, \dots, N\}$, $f = \{1, 2, \dots, F\}$, f e t são relacionados por $f = \lceil F \frac{t}{N} \rceil$, onde $\lceil \phi \rceil$ retorna o menor inteiro não nulo e não menor que ϕ , h_f é o coeficiente real do desvanecimento *Rayleigh* do f -ésimo sub-bloco, x_t é o símbolo transmitido, e n_t é o ruído Gaussiano aditivo branco com média zero e densidade espectral de potência $N_0/2$. Foi assumido que os símbolos transmitidos x_t pertencem a uma distribuição real Gaussiana. Assumimos que o receptor possui conhecimento do canal, e que a relação sinal ruído (SNR) é definida como E_b/N_0 , onde E_b é a energia por bit de informação. A taxa de transmissão da informação é $R = k/n$, onde k é o número de bits de informação por palavra codificada de comprimento n . Neste trabalho sempre consideramos $R = 1/F$, uma vez que o limiar de *Singleton* (LI; SALEHI, 2010) determina que esta é a maior taxa de código possível para que se obtenha a diversidade máxima do canal.

O desempenho de um sistema de comunicação num canal não ergódico *Block-Fading* pode ser investigado através da probabilidade de *outage* (GOLDSMITH, 2005), a qual é definida como:

$$P_{out} = \mathcal{P}(I < R), \quad (19)$$

onde $\mathcal{P}(\phi)$ é a probabilidade de um evento ϕ , e a informação mútua I é (LI; SALEHI, 2010):

$$I = \frac{1}{F} \sum_{f=1}^F \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + 2R \frac{E_b}{N_0} h_f^2 \right), \quad (20)$$

de forma que uma *outage* ocorre quando a média da informação mútua acumulada entre os blocos é menor do que a taxa de transmissão de informação R .

Além disso, assumimos que o receptor é capaz de detectar se um pacote foi recebido corretamente ou não através de um código CRC, e que ele responde com um sinal de ACK dependendo do resultado desta verificação. Se o quadro for corretamente decodificado, o receptor envia um ACK através do canal de retorno, o qual consideramos livre de erro (Como dito no Capítulo anterior, essa restrição do canal de retorno ser livre de erros não é grave uma vez que a taxa de fluxo de informação através do canal de retorno geralmente é muito baixa.). Caso contrário, no caso do pacote não ser corretamente decodificado, o receptor envia um sinal de NACK requerendo uma retransmissão. Se o número máximo M de transmissões for alcançado,

o pacote é declarado perdido e o sistema procede com o próximo pacote de dados.

4.2 MÉTODO PROPOSTO - RETRANSMISSÃO PARCIAL (PR)

No método proposto PR enviamos a cada retransmissão uma fração dos N bits codificados originais. O quadro original transmitido é dividido em F sub-pacotes de comprimentos iguais, de forma que a cada retransmissão apenas um desvanecimento do canal é utilizado. A operação do esquema PR é derivada de uma técnica que foi proposta para o canal AWGN no Capítulo anterior, e pode ser resumida como:

1. Na primeira transmissão o sistema envia o pacote completo de N bits sobre F desvanecimentos do canal;
2. Se uma retransmissão se fizer necessária, então o transmissor envia a primeira fração dos N/F bits (Dos bits sistemáticos aos de paridade) sobre um único desvanecimento do canal;
3. Se mais retransmissões forem requeridas o método envia a próxima fração. Se a F -ésima fração dos símbolos já tiver sido enviada, o método repete do passo 2).

Note que, no método acima, o comprimento dos pacotes retransmitidos é constante. Observar que o esquema proposto prioriza a retransmissão a partir dos bits sistemáticos para os de paridade. Esta priorização melhora o desempenho de *throughput* conforme descrito em (CHENG, 2006). Além disso, consideramos que um fator de ganho de magnitude β é aplicado nas retransmissões, de forma que a energia utilizada por transmissão também é constante. Uma vez que em uma retransmissão enviamos apenas $\frac{1}{F}$ dos bits da transmissão original, tal que o fator de ganho de magnitude é $\beta = \sqrt{F}$. Além do mais, os sub-pacotes recebidos são sempre combinados via CC com os previamente recebidos.

4.3 PROBABILIDADE DE OUTAGE

Nesta seção determinamos a probabilidade de *outage* do esquema proposto PR, e comparamos com a probabilidade de *outage* dos esquemas IR e CC. Primeiramente, permita-nos considerar o caso do IR, onde os pacotes recebidos são concatenados no receptor, de forma a formar uma palavra codificada combinada de uma taxa menor. Conforme descrito em (CHENG, 2006) temos uma acumulação da informação mútua no receptor, de tal maneira que a informa-

ção mútua $I_{IR,M}$ depois de M transmissões é:

$$I_{IR,M} = \frac{1}{F} \sum_{m=1}^M \sum_{f=1}^F \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + 2R \frac{E_b}{N_0} h_{f,m}^2 \right), \quad (21)$$

onde $h_{f,m}$ é o coeficiente do canal *Rayleigh* do f -ésimo bloco da m -ésima transmissão, e a probabilidade de *outage* é $P_{IR,M} = \mathcal{P}(I_{IR,M} < R)$.

No caso do CC, é realizado MRC (do inglês, *Maximum Ratio Combined*) símbolo à símbolo no receptor, antes da decodificação. Neste caso o que nós temos é a acumulação da SNR (CHENG, 2006), tal que a informação mútua $I_{CC,M}$ é:

$$I_{CC,M} = \frac{1}{F} \sum_{f=1}^F \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + 2R \frac{E_b}{N_0} \sum_{m=1}^M h_{f,m}^2 \right), \quad (22)$$

e a probabilidade de *outage* é $P_{CC,M} = \mathcal{P}(I_{CC,M} < R)$.

Para o caso do esquema de retransmissão parcial, a informação mútua $I_{PR,M}$ acumulada depois de M transmissões é obtida através de:

$$I_{PR,M} = \frac{1}{F} \sum_{f=1}^F \frac{1}{2} \log_2 \left[1 + 2R \frac{E_b}{N_0} \sum_{m=1}^M (h_{f,m}^2 \beta_{f,m}^2) \right], \quad (23)$$

e a probabilidade de *outage* é $P_{PR,M} = \mathcal{P}(I_{PR,M} < R)$. Na primeira transmissão, ($m = 1$), o pacote completo é enviado, assim o fator de ganho de magnitude é $\beta_{f,m} = 1 \forall f$, enquanto que nas retransmissões, ($m > 1$), $\beta_{f,m}$ deverá refletir o ganho de magnitude a ser aplicado em cada fração. Se $f = \{[m-2] \pmod{F}\} + 1$, indica que isto foi uma fração retransmitida, então $\beta_{f,m} = \sqrt{F}$. Caso contrário, $\beta_{f,m} = 0$. A Tabela 5 apresenta os valores de $\beta_{f,m}$ para $F = 3$ e $M = 4$. É possível escrever uma expressão geral para $\beta_{f,m}$ como:

$$\beta_{f,m} = \left(\left\lfloor \frac{1}{m} \right\rfloor + \sqrt{F} \cdot \sum_{k=0}^{\lfloor \frac{M}{F} \rfloor} \left\lfloor \frac{1}{|m-f-1-kF|+1} \right\rfloor \right), \quad (24)$$

onde $\lfloor \phi \rfloor$ retorna o maior inteiro não maior do que ϕ .

Tabela 5: $\beta_{f,m}$ para $F = 3$ e $M = 4$

	f		
m	1	2	3
1	1	1	1
2	$\sqrt{3}$	0	0
3	0	$\sqrt{3}$	0
4	0	0	$\sqrt{3}$

Fonte: Autoria própria

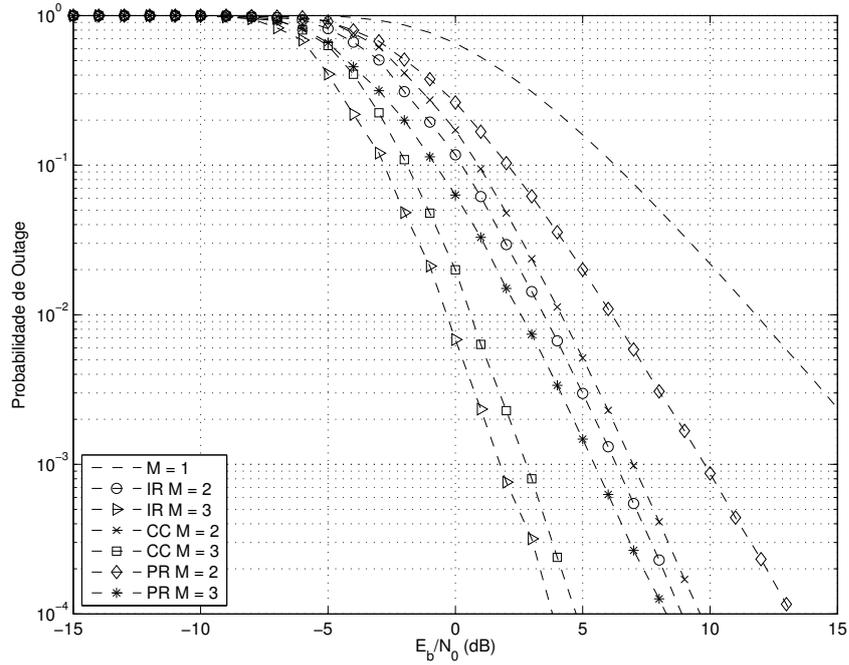


Figura 23: Probabilidade de *outage* versus E_b/N_0 para os esquema de HARQ IR, CC e PR. Consideramos $M = 1, 2, 3$ e $F = 2$.

Fonte: Autoria própria

As curvas de probabilidade de *outage* para IR, CC e para o esquema proposto PR são apresentadas na Figura 23, para o caso de $F = 2$ e um número máximo de transmissões $M = 3$. Como pode ser visto nesta figura, o esquema IR supera ambos CC e PR, com o CC superando o PR. Uma comparação para outros valores de F apresenta conclusões similares.

4.4 ANÁLISE DE THROUGHPUT TEÓRICO

Nesta seção derivamos o *throughput* teórico dos esquemas de HARQ utilizando as probabilidades de *outage*. Por exemplo, considere o caso do IR com $M = 3$. O *throughput* teórico T_{IR} é:

$$T_{IR} = R \cdot (1 - P_{IR,1}) + \frac{R}{2} \cdot P_{IR,1} \cdot (1 - \mathcal{P}(I_{IR,2} < R | I_{IR,1} < R)) + \frac{R}{3} \cdot P_{IR,1} \cdot \mathcal{P}(I_{IR,2} < R | I_{IR,1} < R) \cdot (1 - \mathcal{P}(I_{IR,3} < R | I_{IR,2}, I_{IR,1} < R)) \quad (25)$$

Entretanto:

$$\mathcal{P}(I_{IR,3} < R | I_{IR,2}, I_{IR,1} < R) = \mathcal{P}(I_{IR,3} < R | I_{IR,2} < R),$$

uma vez que $I_{IR,2} \geq I_{IR,1}$. Além disso, e utilizando argumentos similares:

$$\begin{aligned} \mathcal{P}(I_{IR,3} < R \mid I_{IR,2} < R) &= \frac{\mathcal{P}(I_{IR,3} < R, I_{IR,2} < R)}{\mathcal{P}(I_{IR,2} < R)} \\ &= \frac{P_{IR,3}}{P_{IR,2}}. \end{aligned}$$

Então, generalizando, o *throughput* para o IR, para um máximo de M transmissões, pode ser escrita como:

$$T_{IR} = R(1 - P_{IR,1}) + \sum_{j=2}^M \left[\frac{R}{j} (P_{IR,j-1} - P_{IR,j}) \right], \quad (28)$$

No caso do CC, o *throughput* T_{CC} é o mesmo como em (28), substituindo P_{IR} por P_{CC} . Para o caso do esquema proposto PR o *throughput* T_{PR} é similar, e dado por:

$$T_{PR} = R(1 - P_{PR,1}) + \sum_{j=2}^M \left[\frac{R}{1 + \frac{(j-1)}{F}} (P_{PR,j-1} - P_{PR,j}) \right]. \quad (29)$$

Os *throughputs* teóricos de todos os esquemas são apresentados na Figura 24 para $F = 2$ e $M = 3$. Nesta figura também foi incluso o *throughput* teórico do esquema proposto PR - wgf, onde não é aplicado o fator de ganho de magnitude nos sub-pacotes, logo, $\beta_{f,m} = 1 \forall f, \forall m$. Como pode ser visto, apesar das curvas de *outage* (Figura 23) do esquema proposto PR apresentarem o pior desempenho com respeito aos outros esquemas, assim mesmo, o PR supera o CC para toda a SNR. Este desempenho superior do PR ocorre devido ao uso das retransmissões parciais, onde tais retransmissões parciais são inclusas ao derivar a expressão de *throughput* teórico do PR dada por (29). O esquema proposto também possui um desempenho melhor do que o IR para E_b/N_0 maior do que -3 dB. Para baixos valores de E_b/N_0 o esquema PR possui desempenho próximo ao IR. O desempenho em termos de *throughput* do PR - wgf é superior aos esquemas CC, IR para valores de E_b/N_0 maior que -1 dB como pode ser visto na Figura 24. Resultados similares foram obtidos também para o caso de $F = 3$ e $M = 4$ apresentados na Figura 25.

Uma vez que o método proposto PR opera com retransmissões parciais, este pode alcançar um *throughput* maior do que o IR e do CC mesmo se ele utilizar mais retransmissões. Isto acontece porque as retransmissões no esquema proposto PR são menores do que nos esquemas tradicionais. Uma vez que utilizamos a mesma energia por transmissão, pode ser que o esquema proposto PR consuma mais energia do que os métodos a ele comparados. Baseado neste fato conduzimos uma análise de consumo de energia na próxima seção.

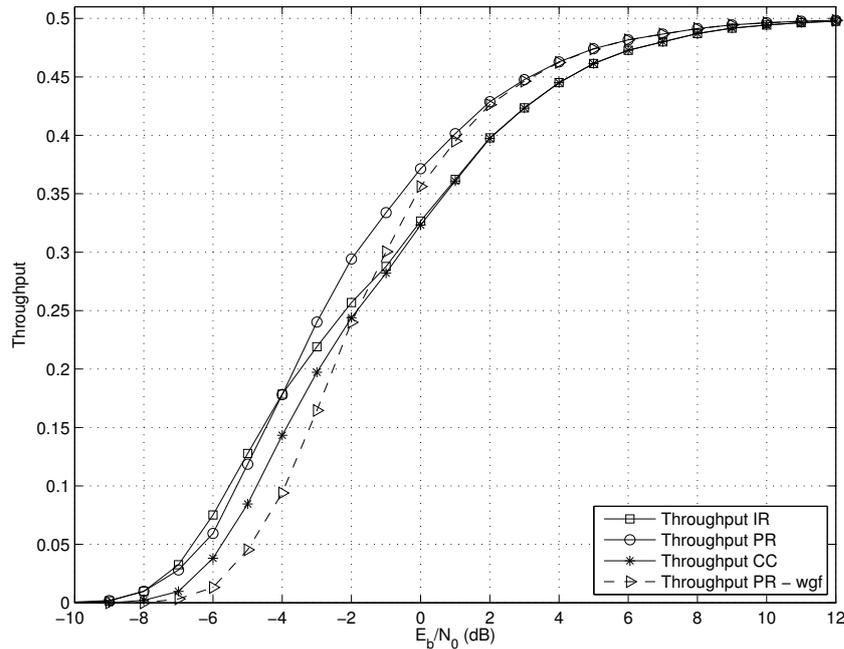


Figura 24: Throughput teórico versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR wgf (Sem Fator de Ganho), para o caso de $M = 3$, $F = 2$ e $R = \frac{1}{F}$.

Fonte: Autoria própria

4.5 ANÁLISE DE CONSUMO TEÓRICO DE ENERGIA

Uma forma de comparar os esquemas de HARQ discutidos acima é garantir que todos eles empreguem a mesma energia total (sobre todas as transmissões) para cada valor de E_b/N_0 visto pelo receptor. Dado que a energia média consumida por um esquema específico é proporcional ao número médio de transmissões, podemos determinar a energia média normalizada de um esquema específico, E_{sch} , através da seguinte expressão:

$$E_{sch} = 1 + \sum_{j=1}^{M-1} P_{sch,j} \quad \forall M > 1, \quad (30)$$

onde $sch \in \{IR, CC, PR\}$, e a normalização é com respeito à energia utilizada por transmissão. A Figura 26 apresenta as curvas de energia média consumida teórica pelos esquemas IR, CC, PR e PR - wgf para $M = 3$ e $F = 2$. Como pode-se notar o esquema PR - wgf apresenta o menor consumo de energia. Estes resultados teóricos de consumo médio de energia do esquema PR - wgf são resultados interessantes pois, apesar do baixo consumo de energia, ainda assim, o esquema apresentou desempenho superior em termos de *throughput* para alta SNR com respeito aos esquemas CC e IR. Já os métodos PR e CC requerem um pouco mais de energia do que o IR.

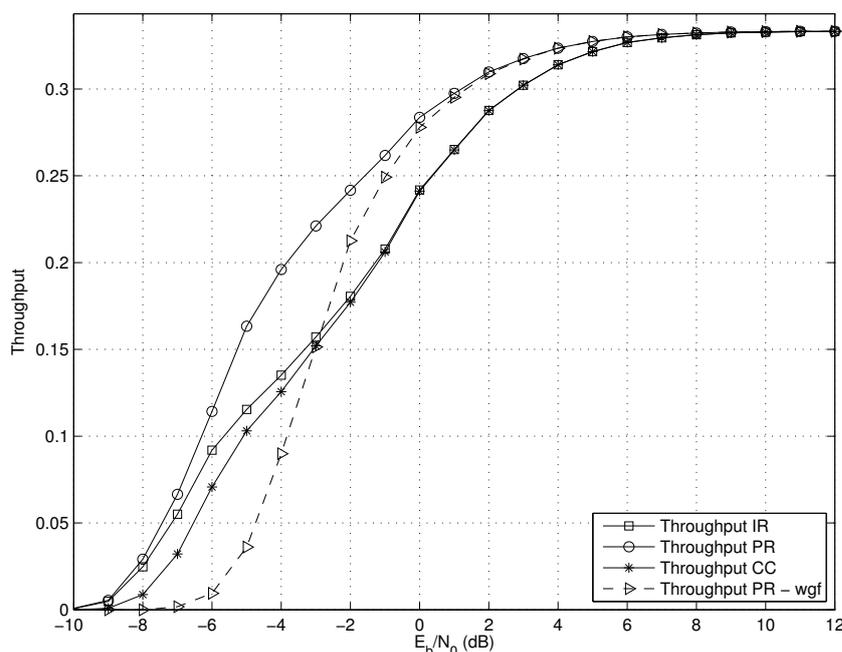


Figura 25: Throughput teórico versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR wgf (Sem Fator de Ganho), para o caso de $M = 4$, $F = 3$ e $R = \frac{1}{F}$.

Fonte: Autoria própria

Adotamos a energia consumida pelo IR como referência, dado que este método é o que consome a menor energia comparando-o com CC e PR apenas. Então, permita-nos definir θ_{CC} e θ_{PR} como as penalidades de energia com respeito ao IR que devem ser aplicadas nos métodos CC e PR, respectivamente, de forma que a energia total consumida é a mesma depois de um máximo de M transmissões. Tais penalidades foram determinadas numericamente, e são apresentadas na Figura 27.

Aplicando as penalidades de energia nos métodos CC e PR tem o efeito de reduzir os seus *throughputs* quando comparado aos resultados apresentados na Figura 24. Chamamos este *throughput* reduzido como *throughput* normalizado, uma vez que neste caso todos os métodos consomem a mesma energia média. A Figura 28 apresenta o *throughput* normalizado para os métodos em questão. Pode ser observado que o esquema PR ainda assim supera o esquema IR, com ganhos de até 1 dB, para uma grande gama de valores de E_b/N_0 , enquanto mantém a sua vantagem sobre o esquema CC. A Figura 29 apresenta o consumo médio de energia de todos os métodos quando as penalidades de energia são aplicadas nos esquemas PR e CC. Como pode ser visto, agora o consumo de energia é exatamente o mesmo para todos eles, e a comparação de *throughput* na Figura 28 pode ser dita justa.

Além disso, na Figura 30 apresentamos o *throughput* normalizado para o caso de $F = 3$

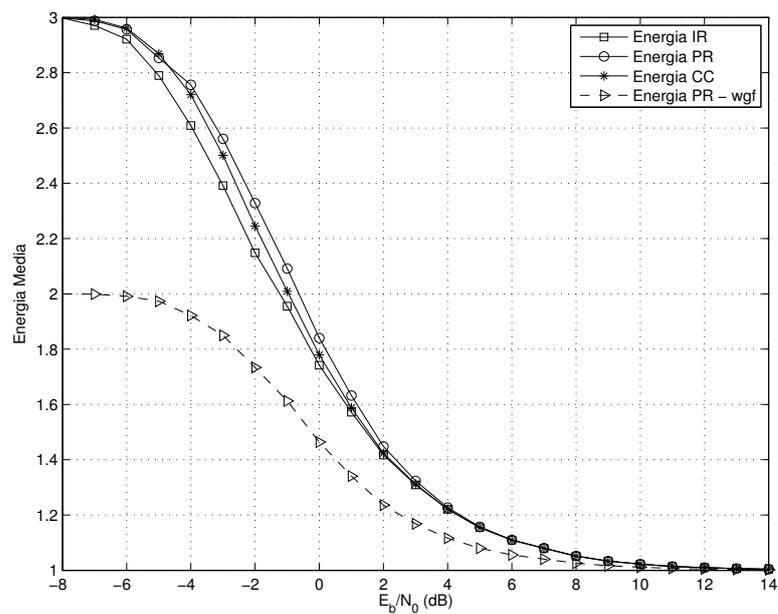


Figura 26: Energia média consumida teórica versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR - wgf (Sem Fator de Ganho), para o caso de $M = 3$, $F = 2$ e $R = \frac{1}{F}$.

Fonte: Autoria própria.

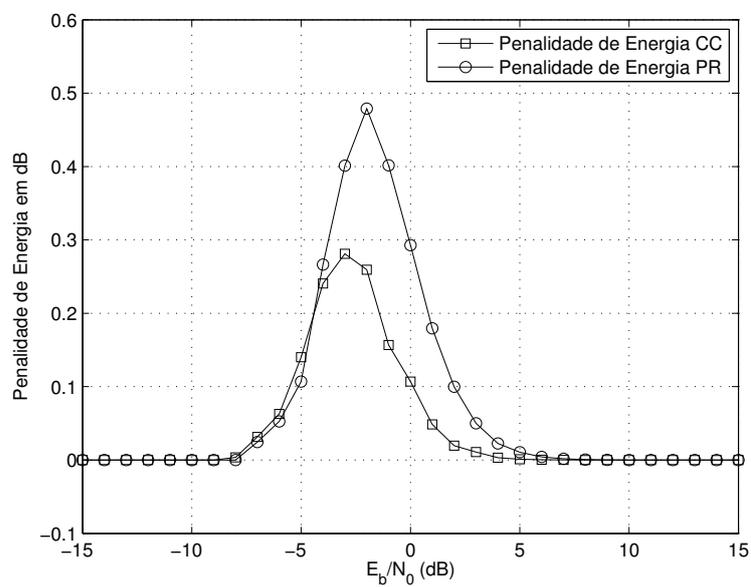


Figura 27: Penalidades de energia versus E_b/N_0 à serem aplicadas nos esquemas CC e PR com respeito ao método IR, para o caso de $M = 3$, $F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

e $M = 4$. Por uma questão de brevidade, as análises preliminares de normalização necessárias para obter os resultados da Figura 30 não serão apresentadas por serem semelhantes às feitas para o caso de $F = 2$ e $M = 3$. Para este caso em particular, onde $F = 3$, pode ser observado que o esquema PR apresenta um desempenho ainda melhor do que o IR, quando comparado com os resultados da Figura 28.

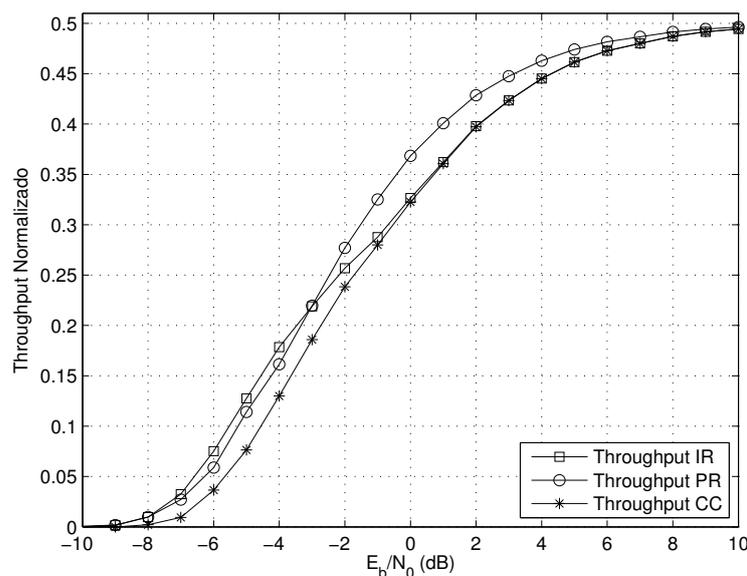


Figura 28: Throughput teórico normalizado versus E_b/N_0 para os métodos de HARQ IR, CC e PR, quando $M = 3$, $F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

Nas seções sub-sequentes serão apresentados os projetos dos códigos Root-Check LDPC utilizados para realizar os esquemas propostos. Além disso, são feitas comparações entre os *throughputs* teóricos e simulados dos esquemas de HARQ discutidos até a presente Seção.

4.6 PROJETO DOS CÓDIGOS LDPC

Nesta seção serão discutidos quais tipos de códigos LDPC foram projetados para tentar obter *throughputs* próximo aos *throughputs* teóricos. Em (BOUTROS et al., 2007) os autores propõem uma família de códigos LDPC chamada de códigos LDPC Root-Check para canais *block-fading*. Os códigos Root-Check são capazes de alcançar a diversidade máxima de um canal do tipo *block-fading* e possuem desempenho próximo ao limite da *outage* quando decodificados utilizando um algoritmo de decodificação iterativa Soma ProdutoSP. Numa representa-

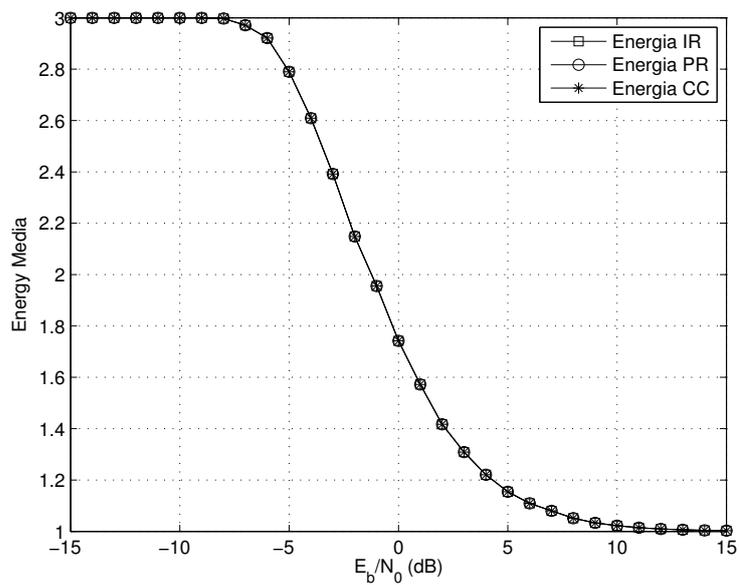


Figura 29: Energia média consumida normalizada para os métodos de HARQ IR, CC e PR, para $M = 3$, $F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

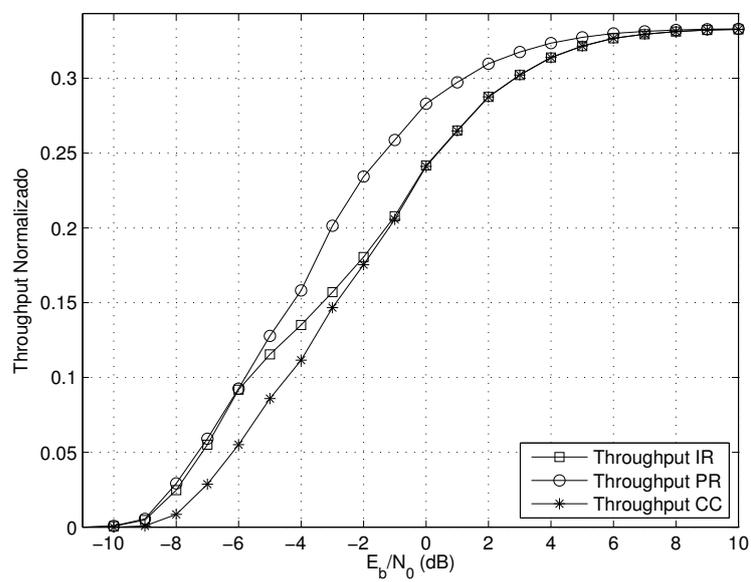


Figura 30: Throughput teórico normalizado versus E_b/N_0 para os métodos de HARQ IR, CC, e PR, quando $M = 4$, $F = 3$.

Fonte: Autoria própria.

ção de um grafo bipartido dos códigos LDPC Root-Check, um sub-conjunto das conexões são selecionadas deterministicamente para garantir diversidade máxima para os bits de informação e o resto das conexões são geradas aleatoriamente.

Recentemente Li e Salehi (LI; SALEHI, 2010) propuseram a construção de códigos LDPC Root-Check estruturados através de matrizes circulantes, i.e., projetando códigos QC-LDPC Quase-Cíclicos. Em (LI; SALEHI, 2010) os autores mostram que os códigos QC-LDPC são tão bons quanto os códigos LDPC Root-Check gerados aleatoriamente sobre canais *block-fading*. É sabido que o *girth*, o comprimento do menor ciclo presente no grafo do código, possui um efeito significativo no desempenho do código. Para códigos regulares, o número de mensagens independentes passada no decodificador SP é proporcional ao *girth* do código (GALLAGER, 1962). Consequentemente, alguns métodos de construção de código tem por objetivo produzir códigos com *girth* grande. A partir dos resultados promissores de uma série de abordagens de predições heurísticas para o condicionamento do *girth* em códigos gerados aleatoriamente, isto foi visto como ser uma forma eficaz para melhorar o desempenho e um esforço adicional foi investido na busca de métodos para produzir códigos de *girth* grande.

Em (LI; SALEHI, 2010) é apresentado um algoritmo para obter códigos QC-LDPC com *girth* grande. Este algoritmo é baseado em selecionar aleatoriamente os coeficientes para um deslocamento cíclico para a direita de sub-matrizes quadradas de um código QC-LDPC. A essência deste algoritmo é gerar coeficientes aleatórios até que um código com o *girth* desejado seja encontrado. Entre os algoritmos capazes de produzir códigos LDPC de alto desempenho para comprimentos de curto a médio esta o algoritmo PEG (do inglês, *Progressive Edge Growth*) (HU et al., 2005). Dado a dimensão do código e a distribuição do grau dos nós variáveis, este algoritmo constrói a matriz de *check* de paridade de um código LDPC através de uma progressão aresta por aresta, maximizando o *girth* local a cada atribuição. Isto resulta na prática em códigos com *girth* na média relativamente grande e particularmente com *girth* grande na parte esquerda do sub-gráfo dos códigos. Um *girth* grande na parte esquerda do sub-grafo é de valor em particular quando, como é especificado pelo algoritmo PEG, a sequência dos graus dos nós variáveis é apresentada em ordem não decrescente de forma que isto elimina o dano causado por ciclos curtos entre os nós variáveis de baixo peso. Os códigos produzidos pelo algoritmo PEG exibiram desempenho superior quando comparados a métodos de construção aleatória (HU et al., 2005).

4.6.1 CÓDIGOS ROOT-CHECK LDPC

A Figura 31 apresenta o grafo de Tanner (TANNER, 1981) para um código Root-Check LDPC taxa $R = \frac{1}{2}$, para uso em um canal com $F = 2$ desvanecimentos. Nesta figura os nós variáveis e os nós de check são separados em duas partes. Uma parte dos nós sofre um desvanecimento (nós variáveis em cor branca) enquanto que a outra metade (nós variáveis em cor cinza) sofre outro desvanecimento distinto. Para que um código seja do tipo Root-Check é necessário que os nós de check sejam divididos em F partes iguais e que estas partes possuam conexão de grau 1 com os nós sistemáticos. Assim, um grafo de Tanner conforme apresentado na Figura 31 permite que o código gerado atinja a diversidade para um canal do tipo block-fading, neste caso diversidade 2.

É provado que o código da Figura 31 alcança o mesmo desempenho da curva de probabilidade de *outage* no caso de um canal *Block-Fading*. Especificamente, os bits sistemáticos podem ser reconstruídos desde que pelo menos um bloco não esteja com erros. Entretanto, para um canal *block-fading* o código pode apenas alcançar a diversidade máxima do canal, enquanto apresenta um desempenho próximo à curva da probabilidade de *outage* (KAMBHAMPATI et al., 2010).

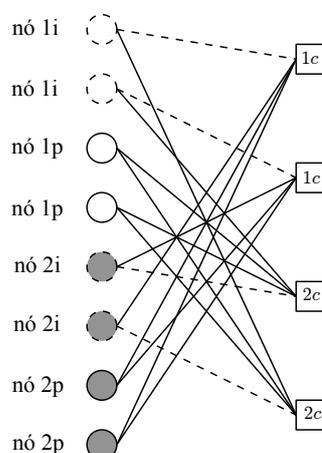


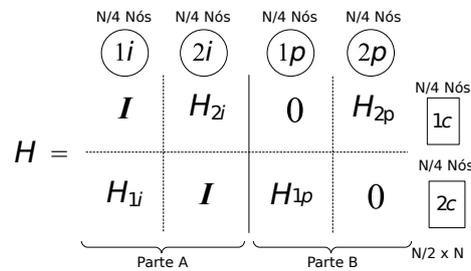
Figura 31: Grafo de Tanner para um código LDPC Root-Check regular. As arestas tracejadas representam os bits sistemáticos protegidos pelos nós Root-Check. Taxa $R = \frac{1}{2}$.

Fonte: Obtido de (KAMBHAMPATI et al., 2010).

4.6.2 CÓDIGOS ROOT-CHECK QC-LDPC

Os códigos Root-Check QC-LDPC foram previamente propostos em (LI; SALEHI, 2010) com o objetivo da obtenção de uma codificação rápida e para economizar memória na

armazenagem da matriz geradora. A Figura 32 mostra um exemplo do grafo de Tanner para um código LDPC Root-Check com taxa $R = \frac{1}{2}$ e sua matriz de verificação de paridade \mathbf{H} (LI; SALEHI, 2010). Na Figura 32, os nós $1i, 2i$ representam os símbolos sistemáticos que são enviados sobre dois desvanecimentos independentes, o mesmo acontece com nós $1p, 2p$, que são os símbolos de paridade; $1c, 2c$ são os nós de *check*. Através da matriz de verificação de paridade \mathbf{H} , existem oito sub-matrizes de tamanho $\frac{N}{4} \times \frac{N}{4}$. I é uma sub-matriz identidade, $\mathbf{0}$ é uma sub-matriz nula, H_{1i}, H_{2i} são sub-matrizes quase cíclicas de peso de Hamming 2 conectadas aos símbolos sistemáticos, H_{1p}, H_{2p} também são sub-matrizes quase cíclicas de peso de Hamming 3 conectadas aos símbolos de paridade. Na Figura 32(b) cada $I(a_{ij})$ é uma matriz de permutação circulante, e $\mathbf{0}$ é uma matriz nula. O exemplo apresentado na Figura 32 é para um código Root-Check QC-LDPC regular $C(3,6)$.



(a) Matriz de check de paridade de um código (3, 6) Root-LDPC $R = 1/2$.

$$\begin{aligned}
 I &\Rightarrow \begin{matrix} I(a_{11}) & \mathbf{0} & \mathbf{0} & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & I(a_{22}) & \mathbf{0} & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & \mathbf{0} & I(a_{33}) & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & \mathbf{0} & \mathbf{0} & I(a_{44}) \end{matrix} \\
 H_{1i} &\Rightarrow \begin{matrix} I(a_{51}) & I(a_{52}) & \mathbf{0} & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & I(a_{62}) & I(a_{63}) & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & \mathbf{0} & I(a_{73}) & I(a_{74}) \\ I(a_{81}) & \mathbf{0} & \mathbf{0} & I(a_{84}) \end{matrix} \\
 H_{1p} &\Rightarrow \begin{matrix} \mathbf{0} & I(a_{56}) & I(a_{57}) & I(a_{58}) \\ I(a_{65}) & \mathbf{0} & I(a_{67}) & I(a_{68}) \\ I(a_{75}) & I(a_{76}) & \mathbf{0} & I(a_{78}) \\ I(a_{85}) & I(a_{86}) & I(a_{87}) & \mathbf{0} \end{matrix}
 \end{aligned}$$

(b) Sub-matrizes de \mathbf{H} convertidas para o formato Quase-Cíclico.

Figura 32: Matriz de verificação de paridade \mathbf{H} e suas correspondentes sub-matrizes quase cíclicas, para um código Root-Check QC-LDPC taxa $R = \frac{1}{2}$.

Fonte: Obtido de (LI; SALEHI, 2010).

4.7 CÓDIGOS PEG-ROOT-CHECK

Com o objetivo de melhorar o *girth* dos códigos LDPC Root-Check foram criados os códigos LDPC PEG-Root-Check (UCHÔA et al., 2011b) os quais são projetados numa técnica

do tipo PEG (HU et al., 2005). Nesta seção apresentamos o algoritmo proposto PEG Root-Check para a construção de bons códigos LDPC Root-Check. Neste trabalho consideramos apenas o caso de um canal *Block-Fading* com $F = 2$. O código LDPC na forma sistemática é especificado pela sua matriz esparsa de *check* de paridade \mathbf{H} :

$$\mathbf{H} = [\mathbf{I}_{N-K} \mathbf{P}], \quad (31)$$

onde \mathbf{I}_{N-K} é uma matriz de identidade de tamanho $(N - K)$ e \mathbf{P} é uma matriz $(N - K)$ -por- K . Logo, a matriz geradora \mathbf{G} para o código pode ser definida como:

$$\mathbf{G} = [\mathbf{P}' \mathbf{I}_K]. \quad (32)$$

A sequência dos graus dos nós variáveis D_s é definida como sendo o conjunto dos pesos das colunas de \mathbf{H} , e é descrita pela distribuição dos graus dos nós variáveis $\lambda(x)$ como descrito em (RICHARDSON; URBANKE, 2001). Além disso, D_s é organizado em ordem crescente.

O algoritmo PEG original, sobre o qual o algoritmo proposto PEG Root-Check, é baseado em construir \mathbf{H} através de estabelecer progressivamente os nós variáveis conforme a quantidade de arestas requeridas por D_s . O nó variável VN de interesse é denominado v_j e os nós de check candidatos são individualmente referenciados como c_i . O algoritmo PEG escolhe um nó de *check* c_i para se conectar ao nó variável de interesse v_j através da expansão do sub-grafo de v_j até uma profundidade máxima l . O conjunto de nós de *check* encontrados neste sub-grafo é denominado $N_{v_j}^l$ enquanto que o conjunto de nós de *check* de interesse, aqueles não encontrados no sub-grafo, são denominados $\overline{N_{v_j}^l}$. Para o algoritmo PEG, um nó de *check* é escolhido aleatoriamente deste conjunto de nós de *check* com o menor peso.

4.7.1 PSEUDO CÓDIGO PARA O ALGORITMO PEG ROOT-CHECK

Inicialização: Uma matriz de tamanho $M \times N$ é criada com matrizes identidade de tamanho $\frac{M}{2} \times \frac{M}{2}$ nas posições apresentadas na Figura 32(a) e zeros em todas as outras posições. Definimos os vetores indicadores $\mathbf{w}_1, \mathbf{w}_2$, como vetores unidimensionais dados por:

$$\mathbf{w}_1 = [\mathbf{0}_{1 \times \frac{M}{2}}, \mathbf{1}_{1 \times \frac{M}{2}}], \quad (33)$$

$$\mathbf{w}_2 = [\mathbf{1}_{1 \times \frac{M}{2}}, \mathbf{0}_{1 \times \frac{M}{2}}], \quad (34)$$

os quais são modelados conforme o artigo original de PEG (HU et al., 2005) para monitorar $\overline{N_{v_j}^l}$ conforme a sub-árvore cresce. A sequência de graus como definida para códigos LDPC deve ser alterada levando em conta a estrutura imposta pelos códigos Root-Check, nomeadamente as

matrizes identidade da Figura 32(a). A sequência dos graus do código Root-Check é:

$$D_s = [D_{v_1} - 1, D_{v_2} - 1, \dots, D_{v_{\frac{N}{2}}} - 1, D_{v_{\frac{N}{2}+1}}, \dots, D_{v_N}]. \quad (35)$$

Impondo \mathbf{w}_1 e \mathbf{w}_2 de forma apropriada aos conjuntos de VNs força a matriz de *check* de paridade ter a forma da Figura 32(a). O pseudo código para o algoritmo proposto PEG Root-Check é detalhado no Algoritmo 1 conforme (UCHÔA et al., 2011b).

Algoritmo 1 Algoritmo PEG Root-Check para $F = 2$

1. **for** $j = 1 : n$ **do**
 2. **for** $k = 0 : D_s(j) - 1$ **do**
 3. **if** $(j \leq \frac{N}{4}) \parallel (\frac{N}{2} < j \leq \frac{3N}{4})$ **then**
 4. $\mathbf{w}_{PEG} = \mathbf{w}_1$
 5. **else**
 6. $\mathbf{w}_{PEG} = \mathbf{w}_2$
 7. **end if**
 8. **if** $k == 0 \ \& \ j > \frac{N}{2}$ **then**
 9. Escolha aleatoriamente um candidato dos nós de *check* com o menor peso do conjunto CN indicado por \mathbf{w}_{PEG} .
 10. **else**
 11. Expanda a árvore do VN de interesse sobre a atual configuração. Conforme a árvore expande, para qualquer CNs recém adicionado à árvore a sua correspondente entrada em \mathbf{w}_{PEG} é demarcada como 0.
 12. Expanda a árvore à profundidade l tal que o peso de \mathbf{w}_{PEG} pare de decrescer mas é maior do que 0 **ou** o peso de $\mathbf{w}_{PEG} \neq 0$ mas o peso de \mathbf{w}_{PEG} no próximo nível $l+1$, = 0.
 13. Estabeleça a aresta (c_i, V_j) aleatoriamente entre os nós de *check* com menor peso do conjunto indicado por \mathbf{w}_{PEG}
 14. **end if**
 15. **end for**
 16. **end for**
-

Na Figura 33 é apresentado o desempenho do código LDPC PEG-Root-Check proposto quando usado num canal *Block-Fading* com $F = 2$ desvanecimentos independentes por bloco. Todos os códigos simulados aqui são códigos LDPC regulares (3,6) com taxa $R = \frac{1}{2}$. Os bits codificados são modulados em BPSK antes da transmissão. O limite da *outage* em (19) é apresentado na figura como referência. Na figura comparamos o desempenho de FER entre código proposto PEG-Root-Check LDPC, Random Root-Check LDPC (BOUTROS et al., 2007) e Root-Check QC-LDPC (LI; SALEHI, 2010). O comprimento da palavra codificada é de $N = 1200$ bits. O algoritmo soma produto padrão é empregado no decodificador com um máximo de 20 iterações. O desempenho do código LDPC baseado em PEG (HU et al., 2005) é também apresentado. Dos resultados, podemos ver que os códigos Root-Check QC-LDPC e os códigos Random Root-Check LDPC possuem o mesmo desempenho de FER, o

qual é próximo do limite da *outage* para um canal *Block-Fading*. Além disso, o código proposto PEG-Root-Check LDPC supera os outros códigos LDPC baseados em Root-Check e tem um desempenho superior para a mesma FER em torno de 0.5 dB. De fato, os códigos Random Root-Check LDPC, Root-Check QC-LDPC e PEG-Root-Check LDPC alcançam a diversidade máxima do canal, enquanto que os códigos PEG LDPC falham em alcançar a diversidade máxima. O melhor resultado apresentado pelo código proposto PEG-Root-Check LDPC reforça que um código LDPC Root-Check gerado com o algoritmo proposto baseado em PEG produz um melhor desempenho em termos de FER.

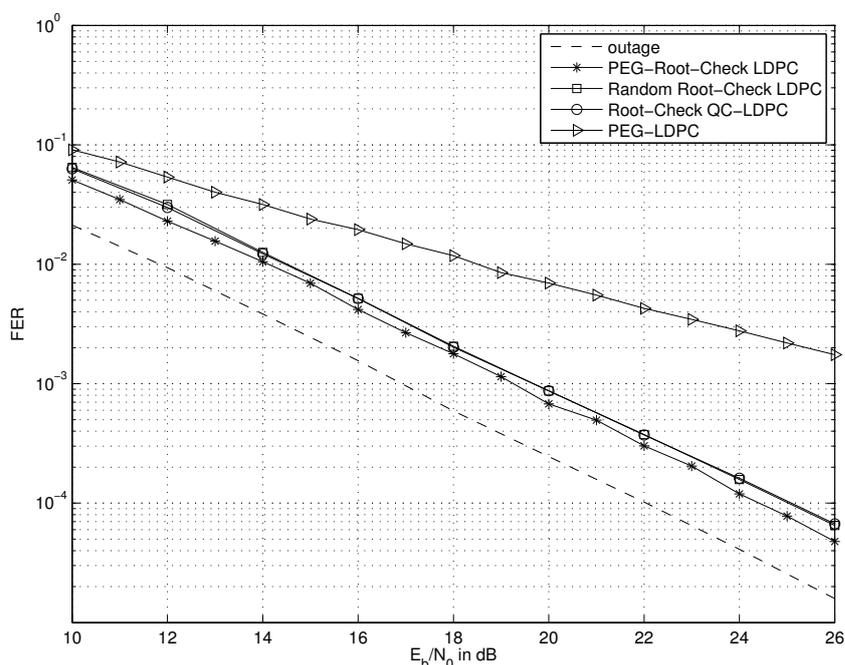


Figura 33: Desempenho de FER para os códigos Root-Check QC-LDPC, Random Root-Check LDPC, PEG LDPC e PEG-Root-Check LDPC sobre um canal block-fading com $F = 2$ e $N = 1200$. O número máximo de iterações é 20.

Fonte: Autoria própria.

4.8 CÓDIGOS ROOT-CHECK SPLITTING QC-LDPC

Os códigos *Root-Check* projetados e apresentados nas seções anteriores podem ser usados em esquemas do tipo CC, PR e PR-wgf. Porém, não servem para esquemas IR devido à forma como são projetados. Sabe-se que um esquema IR, do ponto de vista do receptor, envia a cada retransmissão paridades adicionais e estas são concatenadas com as previamente recebidas. Para o caso de um canal do tipo *Block-Fading* e considerando o uso de códigos do tipo Root-Check, o projeto do código deverá ser diferente dos utilizados no esquemas CC, PR

e PR-wgf. Assim, este código deverá ser projetado de forma que do ponto de vista do receptor cada transmissão sofra F desvanecimentos independentes. Logo, após $M = F + 1$ transmissões deve-se ter no receptor um código de taxa $R = \frac{1}{M \cdot F}$.

Devido aos requisitos expostos previamente, para o esquema IR utilizou-se a estratégia de *check splitting* proposta pelos autores de (KAMBHAMPATI et al., 2010; GOOD; KSCHISCHANG, 2006) para códigos do tipo Root-Check LDPC. A Figura 34 apresenta o procedimento de *check splitting* para um código Root-Check LDPC base de taxa $R = \frac{1}{2}$ até a obtenção de um código Root-Check LDPC taxa $R = \frac{1}{4}$ que é representado pelo grafo de Tanner mais à direita. Como o objetivo era obter um esquema de IR para $F = 2$ e $M = 3$ foi necessário aplicar a estratégia de (KAMBHAMPATI et al., 2010) de forma a obter um código taxa $R = \frac{1}{6}$ a partir de um código base taxa $R = \frac{1}{2}$.

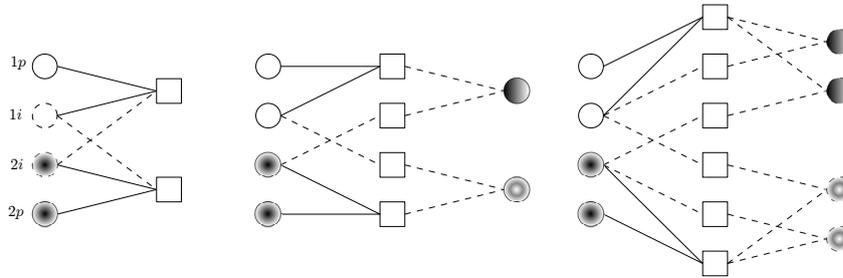


Figura 34: Check Splitting via grafo de Tanner de um código Root-Check taxa $R = \frac{1}{2}$ para obter um código taxa $R = \frac{1}{4}$, conforme (KAMBHAMPATI et al., 2010). As quatro hachuras dos nós variáveis representam os 4 desvanecimentos de um canal block-fading com $F = 4$.

Fonte: Autoria própria.

4.9 THROUGHPUT SIMULADO DOS MÉTODOS DE HARQ

Esta seção apresenta os resultados das simulações de throughput e consumo médio de energia para os esquemas IR, CC, PR e PR - wgf. A Figura 35 apresenta as curvas de throughput para os esquemas de HARQ IR, CC, PR e PR - wgf, para o caso de $M = 3$ e $F = 2$. Para os esquemas CC, PR e PR - wgf utilizou-se um código PEG-Root-Check LDPC de taxa $R = \frac{1}{2}$ e comprimento $N = 1200$, já para o IR utilizou-se um código Root-Check Splitting QC-LDPC sendo a menor taxa $R = \frac{1}{6}$ e a máxima $R = \frac{1}{2}$ com comprimento máximo $N = 7200$ ¹.

Como pode-se notar na Figura 35 o esquema proposto PR mostra um desempenho

¹O comprimento deste código Root-Check Splitting QC-LDPC deveria ser 3600. No entanto, devido as restrições impostas, tais como, $girth > 10$ e obtenção da matriz geradora através da matriz de check de paridade, o comprimento mínimo que satisfaz essas restrições foi de $N = 7200$. Porém, usar este tamanho maior não inviabiliza nossas conclusões.

superior ao CC para toda a faixa de E_b/N_0 . No entanto, o esquema IR perde em desempenho para os esquemas CC e PR para toda a faixa de E_b/N_0 diferentemente do resultado teórico obtido. Essa perda de desempenho em termos de throughput deve-se ao fato de que códigos utilizando estratégias de check splitting tradicionais (GOOD; KSCHISCHANG, 2006) visam obter ganho de código. Todavia, os códigos Root-Check Splitting LDPC não apresentam um bom ganho de código pois, o objetivo principal é a obtenção da diversidade máxima do canal do tipo *block-Fading* como descrito em (KAMBHAMPATI et al., 2010). Portanto, pode-se dizer que o projeto do código a ser usado no esquema IR foi pior do que o projeto do código a ser usado nos esquemas CC, PR e PR - wgf. Vale ressaltar que as restrições impostas no projeto IR são muito maiores que no caso CC, e portanto achar um bom código IR é muito mais difícil, se possível. Além disso, é apresentado na Figura 35 o desempenho de throughput do esquema PR - wgf. Semelhante ao resultado teórico, o esquema PR - wgf supera em desempenho os esquemas CC e IR para alta SNR.

É mostrado na Figura 36 as curvas de consumo médio de energia dos esquemas IR, CC, PR e PR - wgf para $M = 3$ e $F = 2$. De forma semelhante aos resultados teóricos o esquema PR - wgf é o que apresenta o menor consumo médio de energia. Assim, a principal vantagem do esquema PR - wgf é que, além de apresentar um desempenho em termos de throughput superior aos esquemas IR e CC na média ou alta SNR, o esquema PR - wgf mostrou ter o menor consumo médio de energia com respeito a todos os métodos. Logo, o esquema PR - wgf torna-se uma alternativa interessante para dispositivos que operem numa SNR entre média e alta.

Como análise complementar, as Figuras 37, 38, 39 e 40 mostram respectivamente as curvas de throughput teórica e simulada para os esquemas de HARQ IR, CC, PR e PR - wgf. Pode-se notar que os códigos projetados para os esquemas CC, PR e PR - wgf ficaram na média 2 dB distante da capacidade teórica do canal block-fading com $F = 2$. Já para o caso do IR, o código projetado ficou na média 4 dB distante da capacidade teórica do canal o que corrobora com o resultado apresentado na Figura 35. Ou seja, o projeto do código para o esquema IR foi pior. Isto pode ser resultado da maior restrição imposta no projeto do IR (Check Splitting), o que pode impedir a obtenção de um código de alto desempenho. Por fim, na prática pode ser melhor considerar o uso de CC ou PR do que IR.

Neste capítulo foram apresentados métodos de HARQ com combinação por diversidade e retransmissão parcial para canais do tipo *Block-Fading* baseados em códigos Root-Check LDPC. Das análises realizadas notou-se que o método PR apresentou o melhor desempenho em termos de *throughput*. Outra discussão realizada foi quanto ao consumo médio de energia por transmissão. Das análises concluiu-se que o esquema PR-wgf para toda a faixa de E_b/N_0 utilizou menos energia que os métodos CC, PR e IR. Além disso, para SNRs de média à alta o

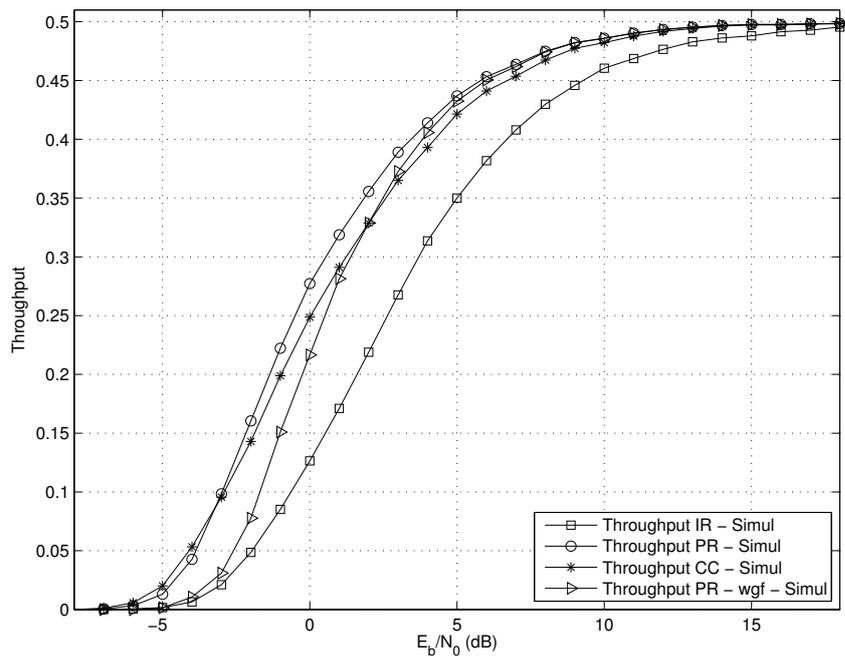


Figura 35: Throughput simulado versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR - wgf (Sem fator de ganho), para o caso de $M = 3, F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

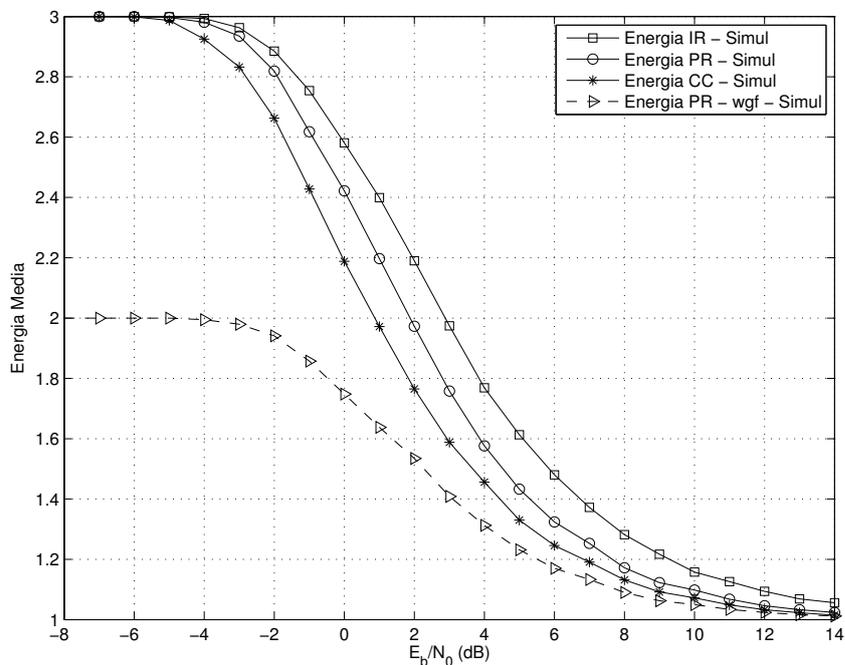


Figura 36: Energia média consumida versus E_b/N_0 para os esquemas HARQ IR, CC, PR e PR - wgf (Sem fator de ganho), para o caso de $M = 3, F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

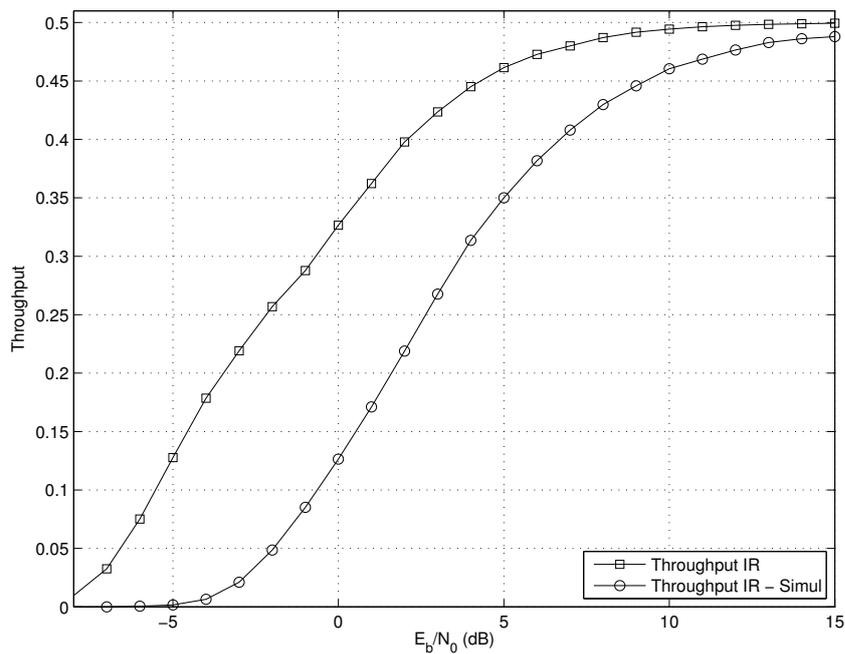


Figura 37: Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ IR, para o caso de $M = 3, F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

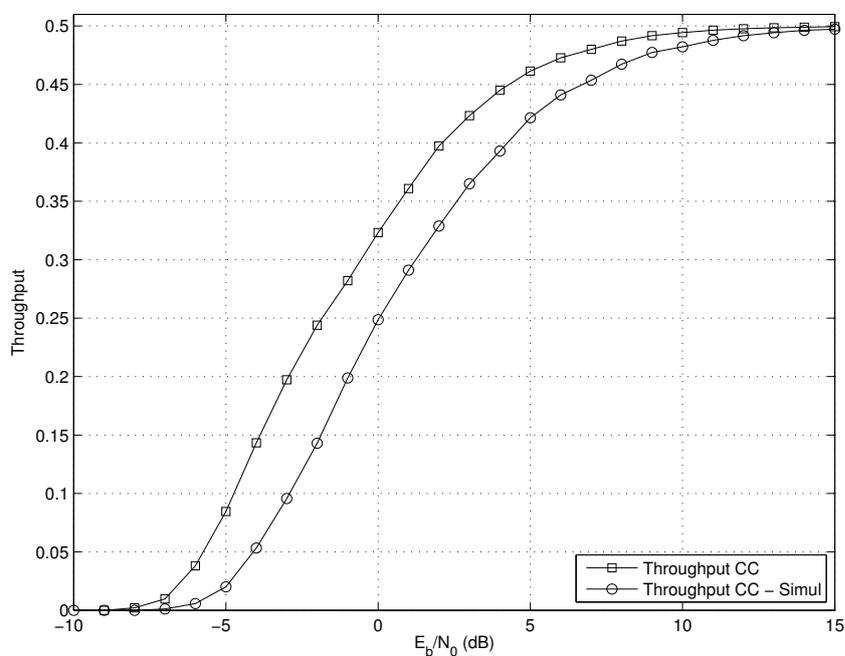


Figura 38: Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ CC, para o caso de $M = 3, F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

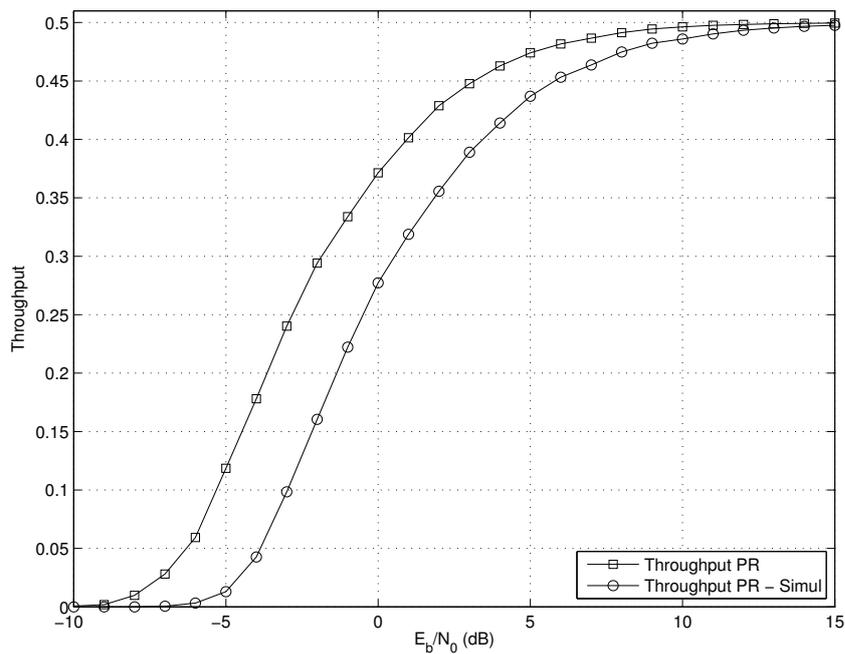


Figura 39: Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ PR, para o caso de $M = 3, F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

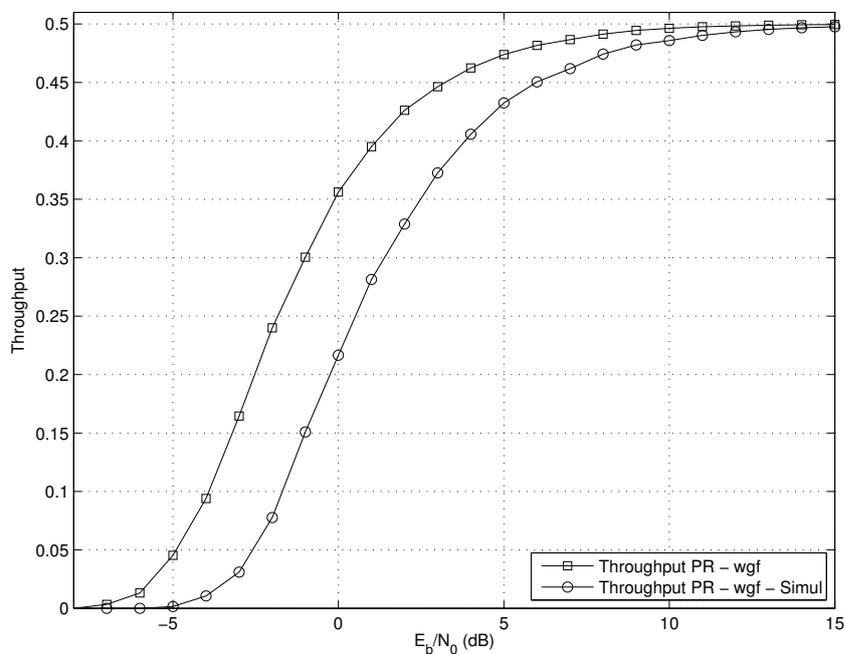


Figura 40: Throughput teórico e simulado versus E_b/N_0 para o esquema HARQ PR - wgf, para o caso de $M = 3, F = 2$.

Fonte: Autoria própria.

método PR-wgf apresentou desempenho superior em termos de *throughput* com respeito aos métodos CC e IR. Logo, os métodos propostos (PR e PR-wgf) tornam-se mais vantajosos do que os métodos tradicionais.

Outro ponto que deve ser destacado é o fato de que o universo de códigos LDPC que podem ser utilizados em esquemas IR para canais Block-Fading é muito menor do que para esquemas baseados em CC. Além disso, podemos notar que as restrições impostas para implementar um esquema de IR causaram um desempenho em termos de *throughput* inferior ao esperado. Dessa forma, a princípio, mecanismos de HARQ Tipo I baseados em CC para canais do tipo *Block-Fading* podem ser mais vantajosos do que mecanismos de HARQ Tipo II (IR).

5 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

5.1 CONCLUSÕES

Os resultados apresentados neste trabalho foram instigados inicialmente pelo estudo e compreensão dos códigos LDPC. Após, realizaram-se estudos de mecanismos de HARQ, onde notou-se que alguns trabalhos encontrados na literatura indicavam que o uso de CC poderia ser uma melhor escolha do que IR. Com o objetivo de superar em termos de *throughput* os mecanismos clássicos de CC, foram desenvolvidos mecanismos de HARQ com retransmissão parcial, que apresentaram um desempenho superior. Tais métodos foram projetados com o auxílio das curvas EXIT para códigos LDPC. Além disso, pode-se observar que os resultados teóricos tinham bom casamento com os resultados simulados. Assim, como consequência das pesquisas, obteve-se um método para projetar mecanismos de HARQ para códigos LDPC. Através dos trabalhos apresentados em (CAO et al., 2006; LI et al., 2006), implementou-se um mecanismo de HARQ para códigos LDPC que realizava retransmissões parciais com CC, baseado nos graus dos nós variáveis. Além disso, foi implementado um método de HARQ para LDPC baseado na ideia apresentada em (SOUZA et al., 2010) e finalmente desenvolveu-se um método de HARQ que realizava retransmissões parciais com CC mas onde os sub-pacotes possuíam tamanhos iguais. O Capítulo 3 apresentou as análises para o esquema de HARQ para canal AWGN, o qual apresentou desempenho superior aos mecanismos clássicos de CC.

Baseado nos resultados positivos e motivadores obtidos para canais do tipo AWGN resolveu-se estender a aplicabilidade dos mecanismos de HARQ propostos para canais sem fio, especificamente do tipo *Block-Fading*. Nesta etapa do trabalho objetivou-se também projetar códigos LDPC que apresentassem o melhor desempenho nos mecanismos de HARQ baseados em CC e IR para canais do tipo *Block-Fading*. Conforme os trabalhos de (BOUTROS et al., 2007; LI; SALEHI, 2010), determinou-se que para canais do tipo *Block-Fading* os códigos LDPC que apresentam o melhor desempenho são os códigos do tipo Root-Check. As primeiras tentativas foram com códigos LDPC Root-Check Aleatórios (BOUTROS et al., 2007) e os códigos Root-Check QC-LDPC baseados em (LI; SALEHI, 2010). Com o objetivo de melhorar o desempenho dos códigos LDPC Root-Check projetados utilizou-se técnicas baseadas em PEG

resultando nos trabalhos (UCHÔA et al., 2011b, 2011a).

5.2 TRABALHOS FUTUROS

Pretende-se no futuro estender o projeto do código LDPC PEG-Root-Check apresentado no Capítulo 4 para outras taxas além da taxa $R = \frac{1}{2}$ projetada, e também analisar a possibilidade de utilizar técnicas deBICM (do inglês, *Bit-Interleaved Coded Modulation*) (CAIRE et al., 1998) para realizar a extensão das taxas do código LDPC PEG-Root-Check. Outra análise a ser realizada é a otimização dos graus dos nós da matriz de *check* de paridade \mathbf{H} , com o objetivo de analisar o impacto do desempenho dos códigos LDPC PEG-Root-Check, com respeito aos graus utilizados até então. Além disso, ver a possibilidade de se projetar códigos LDPC PEG-Root-Check para mecanismos de IR através das técnicas apresentadas em (KAMBHAMPATI et al., 2010).

Em (CHUI; CHINDAPOL, 2007) os autores sugerem um método de HARQ no qual nas retransmissões, além de reenviar o pacote decodificado com erros, envia-se também uma versão puncionada do pacote da próxima informação e do pacote a ser retransmitido. Assim, segundo os autores este mecanismo produz um ganho de *throughput* e principalmente um ganho significativo em termos de atraso em relação aos métodos tradicionais. Logo, sistemas de comunicação que não toleram atrasos significativos são beneficiados por tal proposta. No trabalho apresentado em (ZHANG; HANZO, 2010), além de se realizar uma técnica semelhante à apresentada em (CHUI; CHINDAPOL, 2007), os pacotes retransmitidos são sobrepostos temporalmente. Logo, o desempenho em termos de atraso e consumo de energia é superior aos métodos tradicionais. Os autores concluem que o método proposto apresenta um ganho de 10% no raio da célula. O objetivo é adaptar os métodos propostos nesta tese aos métodos propostos pelos autores em (CHUI; CHINDAPOL, 2007; ZHANG; HANZO, 2010). Assim, poderia se determinar o impacto das retransmissões parciais em tais mecanismos.

REFERÊNCIAS

- 3GPP TR 25.814. *3rd Generation Partnership Project*. [S.l.], Jun. 2006.
- BEH, K. C.; DOUFEXI, A.; ARMOUR, S. Performance evaluation of hybrid ARQ schemes of 3GPP LTE OFDMA system. In: **Proc. IEEE PIMRC'07**. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1–5.
- BERROU, C.; GLAVIEUX, A. Near optimum error correcting coding and decoding: Turbo-codes. **IEEE Trans. Commun.**, v. 44, n. 10, p. 1261–1271, Oct. 1996.
- BOUTROS, J. et al. Design and analysis of low-density parity-check codes for block-fading channels. In: **Proc. IEEE ITA'07**. [S.l.: s.n.], 2007. p. 54 – 62.
- BRINK, S. ten; KRAMER, G.; ASHIKHMIN, A. Design of Low-Density Parity-Check Codes for modulation and detection. **IEEE Trans. Commun.**, v. 52, n. 4, p. 670–678, Apr. 2004.
- CAIRE, G.; TARICCO, G.; BIGLIERI, E. Bit-interleaved coded modulation. **IEEE Trans. Inform. Theory**, v. 44, n. 3, p. 927–946, May 1998.
- CAO, Y. et al. Degree distribution based HARQ for irregular LDPC. **IEEE Electron. Lett.**, v. 42, n. 6, p. 363–364, Mar. 2006.
- CHASE, D. Code combining - a maximum-likelihood decoding approach for combining an arbitrary number of noisy packets. **IEEE Trans. Commun.**, v. 33, n. 5, p. 385–393, May 1985.
- CHENG, J.-F. Coding performance of hybrid ARQ schemes. **IEEE Trans. Commun.**, v. 54, n. 6, p. 1017–1029, Jun. 2006.
- CHUI, J.; CHINDAPOL, A. Design of cross-packet channel coding with low-density parity-check codes. In: **Proc. IEEE ITW'07**. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1–5.
- FRENGER, P.; PARKVALL, S.; DAHLMAN, E. Performance comparison of HARQ with Chase combining and incremental redundancy for HSDPA. In: **Proc. IEEE VTC Fall'01**. [S.l.: s.n.], 2001. v. 3, p. 1829–1833.
- GALLAGER, R. G. Low-Density Parity-Check Codes. **IRE Trans. Inform. Theory**, n. IT-8, p. 21–28, Jan. 1962.
- GOLDSMITH, A. **Wireless Communications**. New York: Cambridge University Press, 2005.
- GOOD, M.; KSCHISCHANG, F. R. Incremental redundancy via check splitting. In: **Proc. 23rd Biennial Symp. on Comm.'06**. [S.l.: s.n.], 2006. p. 55–58.
- HAGENAUER, J. Rate-Compatible Punctured Convolutional Codes (RCPC Codes) and their Applications. **IEEE Trans. Commun.**, v. 36, n. 4, p. 389–400, Apr. 1988.
- HU, X.-Y.; ELEFThERIOU, E.; ARNOLD, D. Regular and irregular progressive edge-growth tanner graphs. **IEEE Trans. Inform. Theory**, v. 51, n. 1, p. 386–398, Jan. 2005.

- HUANG, F.; YI, X.; WANG, T. Reliability-based selective repeat hybrid ARQ protocol on low density parity check codes. In: **ACM ACE ICAT'06**. [S.l.: s.n.], 2006. p. 576–579.
- IEEE-WiFi P802.11n/D2.00: Draft standard for local and metropolitan area networks, specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: enhancements for higher throughput. Feb. 2007.
- IEEE-WiMax 802.16e Standard for local and metropolitan area networks Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems. 2008. Disponível em: <[Online]. Available: <http://standards.ieee.org/getieee802/802.16.html>>.
- INABA, Y.; SAITO, T.; OHTSUKI, T. Reliability-based hybrid ARQ (RB-HARQ) schemes using low-density parity-check (LDPC) codes. **IEICE Trans. Commun.**, E89-B, n. 4, p. 1170–1177, Apr. 2006.
- KAMBHAMPATI, S. K. et al. Check splitting of root-check LDPC codes over ARQ block-fading channels. In: **Proc. Australian Communications Theory Workshop'10**. Canberra, Australia: [s.n.], 2010. p. 123–127.
- KIM, J. et al. Design of rate-compatible irregular LDPC codes for incremental redundancy hybrid ARQ systems. In: **Proc. IEEE ISIT'06**. [S.l.: s.n.], 2006. p. 1139–1143.
- LEE, J. et al. Transceiver design for MIMO wireless systems incorporating hybrid ARQ. **IEEE Commun. Magazine**, v. 47, n. 1, p. 32–40, Jan. 2009.
- LI, X.; CAO, Y.; YANG, D. An improved degree distribution based HARQ for LDPC. In: **Proc. IEEE WiCOM'06**. [S.l.: s.n.], 2006. p. 1–4.
- LI, Y.; SALEHI, M. Quasi-cyclic ldpc code design for block-fading channels. In: **Proc. IEEE CISS'10**. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–5.
- LIN, S.; COSTELLO, D. J. **Error Control Coding: Fundamentals and Applications**. 2nd. ed. New Jersey: Prentice-Hall, 2004.
- LOTT, C.; MILENKOVIC, O.; SOLJANIN, E. Hybrid ARQ: Theory, state of the art and future directions. In: **Proc. IEEE ITW'07**. [S.l.: s.n.], 2007. p. 1–5.
- MOREIRA, J. C.; FARRELL, P. G. **Essentials of Error-Control Coding**. 1st. ed. [S.l.]: John Wiley & Sons, Ltd, 2006.
- MOTOROLA. **Performance Comparison of Hybrid-ARQ Schemes**. [S.l.], Oct. 2000.
- RAPPAPORT, T. S. **Wireless Communications Principles and Practice**. 1st ed. ed. New Jersey: Prentice-Hall, 1999.
- RICHARDSON, T.; URBANKE, R. The capacity of low density parity check codes under message passing decoding. **IEEE Trans. Inform. Theory**, v. 47, p. 599–618, Feb. 2001.
- SKLAR, B. **Digital Communications Fundamentals and Applications**. 2nd. ed. New Jersey: Prentice Hall, 2008. 1079 p.
- SOUZA, R. D.; UCHÔA, A. G. D.; PELLEENZ, M. E. A novel hybrid ARQ scheme using turbo codes and diversity combining. **AEÜ. Int. J. of Electron. Commun.**, v. 64, 2010.

TANNER, R. M. A recursive approach to low complexity codes. **IEEE Trans. Inform. Theory**, v. 27, p. 533–547, Sep. 1981.

TOUMPAKARIS, D. et al. Performance of MIMO HARQ under receiver complexity constraints. In: **Proc. of the IEEE Globecom'08**. [S.l.: s.n.], 2008. p. 1–5.

UCHÔA, A. G. D. et al. Design of ldpc codes based on progressive edge growth techniques for block fading channels. **IEEE Comms. Letters**, v. 15, p. 1221–1223, Nov. 2011.

UCHÔA, A. G. D. et al. LDPC codes based on progressive edge growth techniques for block fading channels. In: **Proc. IEEE ISWCS'11**. Aachen, Germany: [s.n.], 2011. p. 1–5.

UCHÔA, A. G. D.; SOUZA, R. D.; PELLEENZ, M. E. Novel hybrid ARQ scheme using LDPC and partial retransmissions. In: **Proc. IEEE LATINCOM'09**. [S.l.: s.n.], 2009. p. 1–6.

WICKER, S. B. **Error Control Systems for Digital Communication and Storage**. 1st. ed. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1994.

WOZENCRAFT, J. M.; HORSTEIN, M. Digitalized communication over two-way channels. In: **Proc. Symp. Inform. Theory'60**. [S.l.: s.n.], 1960. London, UK.

WU, P.; JINDAL, N. Performance of hybrid-arq in block-fading channels: A fixed outage probability analysis. **IEEE Trans. Commun.**, v. 58, n. 4, p. 1129–1141, Apr. 2010.

ZHANG, R.; HANZO, L. Superposition Aided Delay-Constrained Hybrid ARQ. **IEEE Trans. Vehicular Technology**, Jan. 2010.