



UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

AVALIAÇÃO DA ESTRATÉGIA ARQ HÍBRIDO NA INTERAÇÃO ENTRE OS PROTOCOLOS TCP E RLP SOBRE SISTEMAS CELULARES CDMA

Autor:

MÁRZIO GEANDRE DA SILVA RÊGO

Orientador:

PROF. DR. RENATO BALDINI FILHO

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

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Renato Baldini Filho (Orientador)
Prof. Dr. Geraldo Gil Gomes
Prof. Dr. Celso de Almeida
Prof. Dr. Lee Luan Ling

FEEC/UNICAMP
INATEL
FEEC/UNICAMP
FEEC/UNICAMP

Campinas, 21 de Outubro de 2004.

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

R265a Rêgo, Márzio Geandre da Silva
Avaliação da estratégia ARQ híbrido na interação entre os protocolos TCP e RLP sobre sistemas celulares CDMA / Márzio Geandre da Silva Rêgo.--Campinas, SP: [s.n.], 2004.

Orientador: Renato Baldini Filho
Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Desempenho. 2. Sistemas de comunicação sem fio. 3. Códigos de controle de erros (Teoria da informação). 4. Telefonia celular. 5. Telefonia celular – Simulação (Computadores). I. Baldini Filho, Renato. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Resumo

Neste trabalho avalia-se o comportamento da pilha de protocolos TCP/RLP (Transport Control Protocol/Radio Link Protocol) utilizando a estratégia ARQ (Automatic Repeat Request) Híbrido no protocolo RLP sobre um enlace sem fio CDMA (Code Division Multiple Access). O canal é modelado como seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh. Interferência de múltiplo acesso, perda de percurso exponencial, sombreamento lognormal e erro no controle de potência são também considerados. A estratégia ARQ Híbrido consiste de um subsistema FEC (Forward Error Correction) contido em um sistema ARQ. Resultados, analíticos e simulados, mostram que o uso da técnica ARQ Híbrido melhora o desempenho do sistema. Vazão de dados e atraso médio de segmentos TCP são os parâmetros de desempenho analisados no enlace reverso de um sistema CDMA multicelular, com usuários distribuídos uniformemente em uma célula.

Abstract

In this work the performance of TCP/RLP (Transport Control Protocol/Radio Link Protocol) protocol stack using the Hybrid ARQ (Automatic Repeat Request) strategy in the RLP protocol is evaluated on a CDMA (Code Division Multiple Access) wireless link. The channel is modelled as frequency-selective with Rayleigh fading. Multiple access interference, exponential path-loss, lognormal shadowing, and power control loop error are also considered. The Hybrid ARQ strategy consists of an FEC (Forward Error Correction) subsystem contained in an ARQ system. Analytical and simulated results show that the use of the Hybrid ARQ technique improves the system performance. Throughput and average delay of the TCP segments are the performance parameters analyzed on the reverse link of the multicellular CDMA system, with the users uniformly distributed in a cell.

“Deus nos concede, a cada dia, uma página de vida nova no livro do tempo. Aquilo que colocarmos nela, corre por nossa conta.” (Chico Xavier)

*Aos meus amados pais, Otávio e Socorro,
Aos meus irmãos,
À minha namorada Karla,
Às minhas tias.*

Agradecimentos

À Deus, pela força dada na realização deste trabalho.

Ao Prof. Dr. Renato Baldini Filho, pela oportunidade, orientação e paciência durante o desenvolvimento deste trabalho.

Ao Prof. Dr. Celso de Almeida, pela cooperação e ajuda.

À minha família, em especial, meus pais, Otávio e Socorro, meus irmãos, Márlisson e Michael, e minhas tias pela ajuda incondicional, carinho e apoio dedicados.

À minha namorada Karla, pela confiança, incentivo e amor.

Aos colegas de laboratório: Gonzalo, Rodrigo, Tarciana, Magno e José pelo companheirismo, amizade e ajuda.

Aos amigos da UNICAMP: Alexandre, Paulo, Ginalber, Helder, Euler, Jaqueline, Sérgio, Tarcio, Lívio, Glauco, Lucas, Aline e Fábio, pela agradável convivência durante este período.

Ao meu amigo Glaucio, pela ajuda e motivação.

Agradeço à CAPES, Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior, pelo apoio financeiro.

Um agradecimento especial, aos amigos Gonzalo e Rodrigo, que de forma imprescindível ajudaram na conclusão deste trabalho, através de sugestões e conhecimentos compartilhados.

À todas as pessoas que de alguma forma contribuíram para a realização deste trabalho e que por ventura eu tenha esquecido de mencionar.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Descrição do Problema	1
1.2	Objetivo do trabalho	2
1.3	Organização do Trabalho	3
2	O Sistema CDMA	4
2.1	Introdução	4
2.2	Conceitos CDMA	5
2.2.1	Capacidade de Acesso Múltiplo	6
2.2.2	Proteção contra Interferência Multipercurso	6
2.2.3	Privacidade	6
2.2.4	Rejeição à Interferência	6
2.2.5	Capacidade <i>Anti-Jamming</i>	6
2.2.6	Baixa Probabilidade de Interceptação	7
2.3	Técnicas de Modulação de Espalhamento Espectral	7
2.3.1	Espalhamento por Seqüência Direta (DS)	7
2.3.2	Espalhamento por Saltos em Frequência (FH)	7
2.4	Elementos Básicos do Sistema DS-CDMA	7
2.4.1	Receptor Rake	7
2.4.2	Controle de Potência	8
2.4.3	<i>Soft Handoff</i>	8
2.4.4	Detecção Multiusuário	9
2.5	Modelo do Sistema	9
3	Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas CDMA	18
3.1	A pilha de protocolos TCP/IP	18
3.1.1	O protocolo IP	19
3.1.2	O protocolo TCP	21

3.2	O protocolo RLP	24
3.2.1	Retransmissão na camada RLP	26
3.2.2	Probabilidade de erro do pacote RLP	27
3.3	Medidas de desempenho para o protocolo TCP	27
3.3.1	Atraso Médio de segmentos TCP	28
3.3.2	Vazão de Dados de segmentos TCP	29
3.3.3	Análise da eficiência da pilha TCP/RLP	30
4	A Estratégia ARQ Híbrido	34
4.1	Estratégias de Controle de Erro	34
4.1.1	Estratégias ARQ	34
4.1.2	Estratégia FEC	36
4.1.3	Estratégia ARQ Híbrido	40
4.2	Desempenho TCP/RLP utilizando ARQ Híbrido	42
4.2.1	Probabilidade de erro do pacote RLP	43
4.2.2	Atraso Médio de segmentos TCP	44
4.2.3	Vazão de Dados de segmentos TCP	45
4.3	Análise dos Resultados	45
4.3.1	Alta Mobilidade	46
4.3.2	Baixa Mobilidade	54
5	Conclusões	58
5.1	Considerações Finais	58
5.2	Trabalhos Futuros	59
A	Modelo de Simulação	60
A.1	Descrição	60
A.1.1	Vazão de dados	61
A.1.2	Atraso médio	62
B	Artigo	63

Lista de Figuras

2.1	Espalhamento Espectral	5
2.2	Taxas de transmissão para cada etapa do modelo	10
2.3	Receptor Rake	12
3.1	Os três tipos de serviços da pilha TCP/IP	19
3.2	Comparação entre o modelo OSI e a estrutura TCP/IP	19
3.3	Formato de um datagrama IP	20
3.4	Formato de um segmento TCP	22
3.5	Pilha de protocolos utilizada no sistema CDMA IS-95	25
3.6	Modelo de comunicação CDMA simplificado utilizando o padrão IS-99	25
3.7	Transmissão de um segmento TCP através da camada RLP	26
3.8	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.	32
3.9	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.	32
3.10	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.	33
3.11	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.	33
4.1	ARQ para-e-espera	35
4.2	ARQ retorna-N com N=5	36
4.3	ARQ repetição-seletiva	36

4.4	Representação de palavras-código como centro de esferas de raio $t = \lfloor \frac{1}{2}(d_{min} - 1) \rfloor$	39
4.5	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.	49
4.6	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.	49
4.7	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.	50
4.8	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.	50
4.9	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.	51
4.10	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.	51
4.11	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pelo número de retransmissões. Considera-se um código com capacidade de correção 8 e capacidade de detecção [9,12].	52
4.12	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pelo número de retransmissões. Considera-se um código com capacidade de correção 8 e capacidade de detecção [9,12].	52

4.13	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema, parametrizada pelo tipo de estratégia de controle de erro. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP. . . .	53
4.14	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema, parametrizado pelo tipo de estratégia de controle de erro. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP. . . .	53
4.15	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.	55
4.16	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.	55
4.17	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.	56
4.18	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.	56
4.19	Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.	57
4.20	Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.	57

Lista de Tabelas

3.1	Parâmetros usados na simulação e seus respectivos valores	30
4.1	Código de Bloco Binário com $k = 4$ e $n = 7$	37
4.2	Esquemas projetados de ARQ Híbrido	42
4.3	Parâmetros usados na simulação e seus respectivos valores	46

Glossário

Variáveis

α - Variável aleatória chi-quadrada

α_l - Variável aleatória Rayleigh modelando o desvanecimento em cada multipercorso

γ_{bc} - Relação sinal-ruído-mais-interferência por bit codificado

Δ_{fc} - Largura de banda de coerência do canal

η_{TCPN} - Vazão de dados de segmentos TCP normalizada por R_b e G_c

ϑ - Expoente de perda de propagação

λ - Variável aleatória lognormal modelando o erro no controle de potência

ξ - Variável aleatória Gaussiana

$\sigma_{\lambda,dB}$ - Desvio padrão de λ dado em dB

σ_s - Desvio padrão logarítmico de ξ dado em dB

τ_n - Atraso de propagação para o n-ésimo usuário

τ_p - Tempo de propagação no ar do pacote RLP

$\tau_{TCP,min}$ - Tempo mínimo necessário para um segmento TCP ser transmitido

$\overline{\tau_{TCP}}$ - Atraso médio de segmentos TCP

$\overline{\tau_{TCPN}}$ - Atraso médio de segmentos TCP normalizado por $\tau_{TCP,min}$

ϕ_n - Fase inicial para o n-ésimo usuário

φ - Carga do sistema

ψ_l - Fase introduzida pelo canal

A - Amplitude do sinal transmitido

$c(.)$ - Seqüência de espalhamento espectral

C - Número de células no sistema

$d(.)$ - Seqüência de bits de informação

d_p - Intervalo de retransmissão projetado

d_{pi} - Limite inferior de d_p

d_{ps} - Limite superior de d_p

$\frac{E_b}{N_0}$ - Relação sinal-ruído por bit

G_p - Ganho de processamento

G_c - Ganho de processamento do sinal codificado

G - Ganho de processamento do sinal não codificado

H_{RLP} - Número de bits de cabeçalho no pacote RLP

H_{TCP} - Número de bits de cabeçalho no segmento TCP

I - Interferência média sofrida pelo usuário alvo

I_{RLP} - Número de bits de informação no pacote RLP

I_{TCP} - Número de bits de informação no segmento TCP

L - Número de percursos resolvíveis

m_I - Média da interferência externa normalizada pelo número de usuários

n_{RLP} - Número de pacotes RLP necessários para fragmentar um segmento TCP

$n_{RLP_{OK}}$ - Número de pacotes RLP recebidos com sucesso

$n_{RLP_{TOT}}$ - Número total de pacotes RLP usados na transmissão

$n_{TCP_{OK}}$ - Número de segmentos TCP recebidos com sucesso

$n_w(t)$ - Envoltória complexa do Ruído Gaussiano Aditivo Branco

N - Número de usuários em uma célula

N_0 - Densidade espectral de potência do Ruído Gaussiano Aditivo Branco

N_{RLP} - Número total de bits no pacote RLP

N_{TCP} - Número total de bits no segmento TCP

P_{bc} - Probabilidade de erro de bit codificado

P_{RLP} - Probabilidade de erro do pacote RLP

P_{aRLP} - Probabilidade de não ocorrer erro ou ocorrer um padrão de erro corrigível no pacote RLP

P_{rRLP} - Probabilidade de ocorrer um padrão de erro detectável no pacote RLP

P_{eRLP} - Probabilidade de ocorrer um padrão de erro não detectável no pacote RLP

P_{TCP} - Probabilidade de erro do segmento TCP

P_{eTCP} - Probabilidade de erro do segmento TCP sem retransmissões na camada RLP

P_{rTCP} - Probabilidade de erro do segmento TCP com retransmissões na camada RLP

P_{tTCP} - Probabilidade total de erro do segmento TCP

r - Número de retransmissões permitidas na camada RLP

r_c - Taxa de codificação

r_{cRLP} - Taxa do código de bloco que representa a camada RLP

r_{cTCP} - Taxa do código de bloco que representa a camada TCP

R_b - Taxa de transmissão de bits de informação

R_{bc} - Taxa de transmissão de bits codificados

R_c - Taxa de espalhamento ou taxa de chips

$s(.)$ - Sinal transmitido por um usuário

t_p - Capacidade de correção de erro projetada do código

T_b - Intervalo de bit do sinal de informação

T_{bc} - Intervalo de bit codificado

T_c - Intervalo de chip

T_t - Tempo usado na transmissão

T_{RLP} - Duração de um pacote RLP

T_{TCP} - Tempo médio necessário para transmitir um segmento TCP

W_c - Largura de banda do sinal espalhado

W_i - Largura de banda de informação

W_t - Largura de banda de transmissão

$y(.)$ - Combinação do sombreamento lognormal e da perda de percurso

Funções

$[\cdot]$ - Operador que retorna o menor inteiro maior que o seu argumento

$\lfloor \cdot \rfloor$ - Operador que retorna o maior inteiro menor que o seu argumento

$E(.)$ - Operador que retorna o valor esperado

$Q(.)$ - Função distribuição complementar

$p(.)$ - Função densidade de probabilidade

$Re(.)$ - Operador que retorna a parte real do seu argumento

Acrônimos

ACK - *Acknowledgment*

ARQ - *Automatic Repeat Request*

AWGN - *Additive White Gaussian Noise*

BPSK - *Binary Phase Shift Keying*

CDMA - *Code Division Multiple Access*

DS-CDMA - *Direct Sequence-CDMA*

EB - *Estação Base*

EM - *Estação Móvel*

FEC - *Forward Error Correction*

FH-CDMA - *Frequency Hopping-CDMA*

FH-SS - *Frequency Hopping-Spread Spectrum*

ICMP - *Internet Control Message Protocol*

IP - *Internet Protocol*

IPCP - *Internet Protocol Control Protocol*

ISO - *International Standards Organization*

LCP - *Link Control Protocol*

MSS - *Maximum Segment Size*

MTU - *Maximum Transfer Unit*

NAK - *Negative Acknowledgment*

OSI - *Open System Interconnection*

PPP - *Point-to-Point Protocol*

QoS - *Quality of Service*

RLP - *Radio Link Protocol*

SNDCF - *SubNetwork Dependent Convergent Function*

TCP - *Transport Control Protocol*

WCDMA - *Wideband CDMA*

Capítulo 1

Introdução

A área de telecomunicações tem exercido papel fundamental na integração mundial. Os avanços tecnológicos no campo das telecomunicações contribuem para tornar a informação mais acessível, o que estimula o progresso econômico e social principalmente em países em desenvolvimento. Nesse panorama, as comunicações móveis têm se destacado por alcançar a penetração do mercado fixo convencional em um período de tempo muito curto e por apresentar novos serviços não imaginados a poucos anos atrás.

1.1 Descrição do Problema

Os sistemas de comunicação móvel celular apresentaram um crescimento vertiginoso nas últimas décadas, ao ponto de atualmente superarem os acessos fixos convencionais. Dentre estes sistemas, o sistema CDMA (*Code Division Multiple Access*), baseado em tecnologia de espalhamento espectral, vêm se destacando no cenário mundial. Ao lado dos rápidos avanços na área de comunicações sem fio, a popularização da internet atinge números cada vez maiores.

Nesse novo cenário, o fornecimento não só de serviços de voz, mas também de serviços de dados para aplicações como correio eletrônico (*e-mail*), navegação na *Web*, transferência de arquivos, acesso remoto, etc., sobre redes sem fio vem ganhando cada vez mais importância [1]. Comércio eletrônico (*e-commerce*), imagens, multimídia e entretenimento serão acessíveis com qualidade a qualquer momento e em qualquer lugar do mundo através de uma estação móvel.

O protocolo TCP (*Transport Control Protocol*), um protocolo de transporte que faz parte da *suíte* IP (*Internet Protocol*), é o protocolo utilizado por todas essas aplicações. No entanto, o protocolo TCP foi projetado para redes fixas, onde as taxas de erro do canal são baixas e as perdas de segmentos são decorrentes principalmente do congestionamento na rede. Em

canais sem fio, onde as taxas de erro são altas, o desempenho do protocolo TCP torna-se significativamente degradado, devido à perda de segmentos e aumento dos atrasos.

A utilização de um mecanismo para reduzir as incompatibilidades entre o protocolo TCP e o ambiente sem fio torna-se imprescindível. O protocolo RLP (*Radio Link Protocol*), tem sido proposto como solução para este problema. Este protocolo é introduzido na camada de enlace, acima da camada física, e sua principal função é minimizar as perdas do protocolo TCP no ambiente sem fio através da subdivisão do segmento TCP em blocos menores. A vantagem de protocolos como o RLP é sua implementação estar restrita à camada de enlace entre a estação base e as estações móveis, não havendo assim necessidade de mudanças nos protocolos TCP/IP e portanto, mantendo a compatibilidade com a rede fixa.

O desempenho do conjunto de protocolos TCP/RLP em ambientes de comunicações sem fio CDMA tem estimulado várias pesquisas [1] [2] [3] [4] [5], de modo que os usuários possam utilizar as aplicações Internet em redes sem fio de forma confiável. Expressões matemáticas para probabilidade de erro média de bit, vazão de dados e atraso médio para o protocolo TCP sobre o sistema CDMA têm sido obtidas [6] [7] [8], fornecendo orientação para melhorar o desempenho do sistema.

Uma técnica de controle de erros, chamada ARQ (*Automatic Repeat Request*), é responsável pelo controle de erros através de retransmissões de pacotes no protocolo RLP. No entanto, a estratégia ARQ não apresenta uma boa eficiência em canais onde as taxas de erro são altas. Nestes canais ocorrem um grande número de retransmissões, conseqüentemente diminuindo o desempenho do sistema. Nesse caso, a combinação da técnica FEC (Forward Error Correction) com detecção e retransmissão pode ser mais eficiente que o ARQ sozinho. Esta estratégia, chamada de ARQ híbrido [9], pode realizar uma melhora significativa de desempenho em sistemas de comunicação móvel.

1.2 Objetivo do trabalho

O objetivo deste trabalho é avaliar a eficiência dos protocolos TCP/RLP utilizando a estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP como técnica de controle de erro. Vazão de dados e atraso médio de segmentos TCP são as medidas de desempenho analisadas no enlace reverso de um sistema CDMA constituído por múltiplas células. As medidas de desempenho são avaliadas para os casos de alta e baixa mobilidade do usuário.

É considerado um sistema multicelular, em que a célula tem formato circular, com usuários distribuídos uniformemente na célula. No centro da célula existe uma estação base, que controla os usuários que recebem o sinal com maior nível de potência no enlace direto. O canal é seletivo em frequência, ou seja, é capaz de gerar múltiplos percursos, com desvanecimento do tipo Rayleigh.

Interferência de acesso múltiplo, perda de percurso exponencial, sombreamento lognormal e erro no controle de potência são também considerados na análise de desempenho do sistema.

1.3 Organização do Trabalho

Este trabalho é apresentado em cinco capítulos, onde o primeiro capítulo apresenta uma introdução e a motivação para realização deste trabalho.

O capítulo 2 apresenta conceitos, elementos e características do sistema CDMA. O modelo do sistema CDMA multicelular utilizado no trabalho e as considerações feitas no modelamento matemático são descritos.

No capítulo 3 descreve-se as principais características dos protocolos TCP e RLP. Expressões matemáticas e simulações são utilizadas para analisar a vazão de dados e o atraso médio do protocolo TCP no sistema CDMA.

No capítulo 4 descreve-se as estratégias de controle de erro ARQ e FEC e como a técnica ARQ Híbrido, através da combinação das duas técnicas anteriores, pode melhorar o desempenho do sistema. Expressões analíticas para medir o desempenho do protocolo TCP usando um esquema ARQ Híbrido são obtidas. Simulações são utilizadas para ratificar as expressões obtidas.

O capítulo 5 apresenta as conclusões finais e propostas para trabalhos futuros.

No apêndice A é descrito o modelo de simulação utilizado para validar as expressões derivadas no capítulo 3 e 4.

O apêndice B contém o artigo apresentado em simpósio resultante deste trabalho.

Capítulo 2

O Sistema CDMA

A técnica de acesso múltiplo CDMA (*Code Division Multiple Access*), baseada na tecnologia de espalhamento espectral, é caracterizada pelo compartilhamento de uma mesma faixa de frequências por vários usuários durante todo o tempo. Isto só é possível porque cada usuário utiliza uma seqüência pseudo-aleatória (código) diferente para a transmissão da informação. A técnica CDMA tem-se mostrado promissora entre as técnicas de acesso múltiplo existentes, ao ponto de ter se tornado a tecnologia preferida para os sistemas de comunicação pessoal sem fio de terceira geração.

2.1 Introdução

As origens da técnica de espalhamento espectral encontram-se em sistemas militares [10]. Esta técnica, que inicialmente foi desenvolvida para neutralizar as interferências intencionais (*jamming*), provou-se altamente adequada para aplicações celulares. O surgimento do sistema CDMA deu-se por volta de 1950, mas precisamente em 1949, quando John Pierce escreveu um memorando científico onde ele descreveu um sistema no qual um meio comum transportava sinais codificados que precisavam ser sincronizados. Após alguns anos de pesquisa e uso em sistemas militares e de navegação, a técnica de espalhamento espectral foi proposta para uso em aplicações celulares por Cooper e Nettleton em 1978. Nos anos 80, a empresa Qualcomm investiu no desenvolvimento da técnica DS-SS-SS (Direct Sequence - CDMA), aplicada nas comunicações móveis celulares, resultando no padrão CDMA-IS 95, em julho de 1993. A operação comercial dos sistemas IS-95 começou no ano de 1996.

O padrão IS-95, depois de uma primeira revisão em 1995, foi denominado IS-95A. A versão A das especificações evoluiu para o padrão IS-95B, na qual novas características relacionadas à maiores taxas de transmissão de dados, algoritmos de *soft handoff* e técnicas de controle de potência foram introduzidas. As principais propostas para sistemas de comunicação móvel de

terceira geração, CDMA2000 e WCDMA (CDMA faixa larga), utilizam a tecnologia CDMA como base.

2.2 Conceitos CDMA

No sistema CDMA, a cada usuário é atribuída uma seqüência de código única, esta seqüência é usada para codificar o sinal de informação. No outro lado, o receptor conhecendo as seqüências de código dos usuários, decodifica o sinal recebido e recupera o sinal original. A distinção entre os sinais espalhados dos usuários só é possível devido a característica de ortogonalidade entre as seqüências de espalhamento. Como a largura de banda do sinal codificado é muito maior que a do sinal original, o processo de codificação expande (espalha) o espectro do sinal (Fig. 2.1). A razão entre a largura de banda do sinal transmitido em relação à largura de banda do sinal de informação é chamada de ganho de processamento (G_p):

$$G_p = \frac{W_t}{W_i} \quad (2.1)$$

onde W_t é a largura de banda do sinal transmitido e W_i é a largura de banda do sinal de informação.

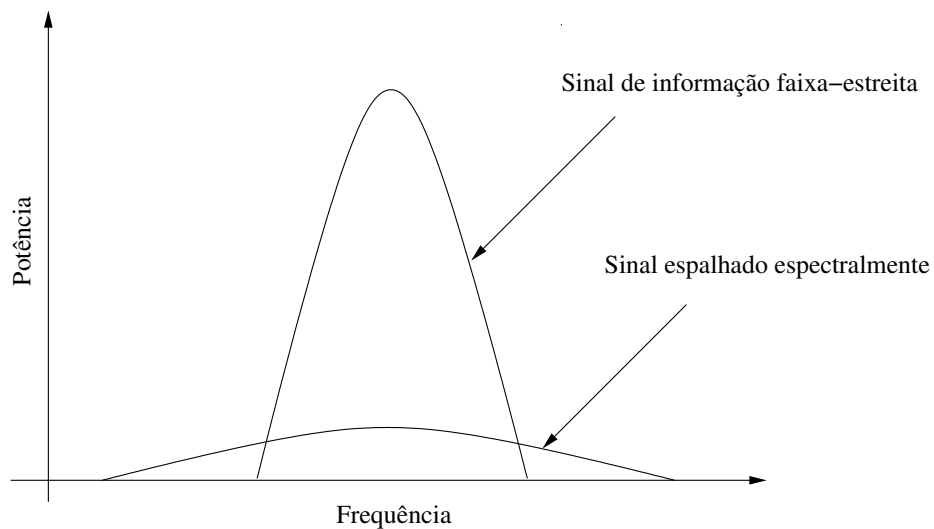


Fig. 2.1: Espalhamento Espectral

Sinais espalhados espectralmente possuem propriedades que diferem das propriedades dos sinais de faixa estreita. As mais interessantes são discutidas brevemente a seguir.

2.2.1 Capacidade de Acesso Múltiplo

Mesmo que vários usuários transmitam ao mesmo tempo, utilizando uma mesma faixa de frequências de transmissão, o receptor ainda é capaz de distinguir os usuários, isto porque cada usuário utiliza uma seqüência código única que possui correlação cruzada zero com as seqüências código de outros usuários. Ao se fazer a correlação do sinal recebido com a sua seqüência código, obtém-se uma estimativa do sinal de informação deste usuário desejado, através da redução da faixa de frequências do sinal transmitido, enquanto os outros sinais permanecerão espalhados. Dessa forma, dentro da largura de banda de informação, a potência do usuário desejado será muito maior que a potência dos interferentes (demais usuários).

2.2.2 Proteção contra Interferência Multipercurso

Devido às reflexões e refrações em um canal de rádio, não há somente um percurso entre o transmissor e o receptor. O sinal recebido é composto da soma das várias componentes multipercursos. Estes sinais, de diferentes percursos são todos cópias do sinal transmitido, mas com diferentes amplitudes, fases, atrasos e ângulos de chegada. A adição destas componentes no receptor pode ser construtiva ou destrutiva. O espalhamento espectral pode combater esta interferência multipercurso, no entanto, isto depende da técnica usada para gerar o espalhamento espectral e de como os múltiplos percursos são tratados na recepção.

2.2.3 Privacidade

O sinal transmitido possui um certo grau de privacidade, pois o sinal de informação pode ser obtido somente se o código utilizado para o espalhamento é conhecido do receptor.

2.2.4 Rejeição à Interferência

O sistema CDMA oferece alta rejeição a sinais interferentes. Ao chegar ao receptor, um sinal espalhado espectralmente é restabelecido através da correlação com a sua seqüência código. Enquanto isso, o sinal interferente é espalhado, o que reduz sua potência por um fator igual ao ganho de processamento.

2.2.5 Capacidade *Anti-Jamming*

É semelhante a propriedade de rejeição à interferência, no entanto, agora a interferência é propositalmente colocada no sistema.

2.2.6 Baixa Probabilidade de Interceptação

Um sinal espalhado espectralmente possui sua potência total espalhada por uma faixa de frequências bastante ampla, o que dificulta a sua detecção e interceptação por meios convencionais.

2.3 Técnicas de Modulação de Espalhamento Espectral

Como a largura de banda do sinal espalhado espectralmente é muito maior que a largura de banda do sinal de informação, o processo de aumento (espalhamento) do espectro do sinal recebe a denominação de modulação de espalhamento espectral [10]. Existem várias técnicas de modulação para gerar sinais espalhados espectralmente, sendo as duas formas principais: espalhamento por seqüência direta (*Direct Sequence* - DS) e o espalhamento por saltos em frequência (*Frequency Hopping* - FH)

2.3.1 Espalhamento por Seqüência Direta (DS)

Na técnica de espalhamento DS o sinal de informação é multiplicado diretamente por uma seqüência pseudo-aleatória com uma taxa muitas vezes superior à taxa de bits do sinal original, de tal forma que o espectro resultante possua uma largura de faixa correspondentemente elevada. O símbolo da seqüência pseudo-aleatória é denominado de *chip*. T_c representa a duração de um chip. O combate à interferência multipercurso nesta técnica baseia-se no fato de que a seqüência código de cada usuário tem função autocorrelação ideal, isto é, a função de autocorrelação é zero quando uma das seqüências está atrasada e máxima quando as seqüências estão alinhadas.

2.3.2 Espalhamento por Saltos em Frequência (FH)

Na técnica de espalhamento FH a frequência da portadora, na qual o sinal de informação é transmitido, é variável em função de uma seqüência pseudo-aleatória. Se a frequência dos saltos for superior à taxa de bits de informação, tem-se a implementação de um sistema FH-SS (*Frequency Hopping-Spread Spectrum*) rápido, caso contrário, tem-se a implementação de um sistema FH-SS lento.

2.4 Elementos Básicos do Sistema DS-CDMA

2.4.1 Receptor Rake

Em um canal multipercurso, o sinal transmitido original sofre reflexões em obstáculos, tais como, prédios e montanhas, de tal forma que o receptor recebe várias cópias do sinal com diferentes atrasos. Se esses sinais multipercurso chegam com pelo menos um chip afastados

um dos outros (percursos resolvíveis), o receptor Rake pode combiná-los convenientemente para tentar regenerar o sinal original.

O receptor Rake consiste de um ramo receptor para cada sinal multipercurso. Em cada ramo, o sinal recebido é correlacionado por uma seqüência de espalhamento, a qual é atrasada de acordo com a componente multipercurso. Depois de recuperados, os sinais são ponderados e combinados usando, por exemplo, combinação de máxima razão, ou seja, cada sinal multipercurso é ponderado pelo ganho do percurso (fator de atenuação).

2.4.2 Controle de Potência

No enlace reverso de um sistema DS-CDMA, o controle de potência é necessário, por causa da interferência de acesso múltiplo. Em um sistema DS-CDMA, todos os usuários transmitem usando a mesma largura de banda e ao mesmo tempo, dessa forma os usuários interferem uns com os outros. Devido ao mecanismo de propagação, o sinal recebido por uma estação base proveniente de uma estação móvel próxima provavelmente será mais forte que o sinal recebido proveniente de uma estação móvel localizada nos limites da célula. Assim, o sinal forte de um usuário próximo da estação base pode prevalecer sobre o sinal fraco de um usuário distante. Isto é denominado de efeito *near-far*.

Para maximizar o número de usuários no sistema, todos os sinais, independentemente da distância deles em relação à estação base, devem chegar na estação base com a mesma potência. O controle de potência tenta manter a potência média recebida pela estação base constante para cada usuário. O controle de potência é um dos fatores cruciais na determinação da capacidade de um sistema DS-CDMA.

2.4.3 *Soft Handoff*

Handoff é a transferência de uma estação móvel de um canal de voz para outro, quando a qualidade de transmissão cai abaixo de um certo limite. O processo de *handoff* em um sistema CDMA difere dos outros sistemas em muitos aspectos. Do mesmo modo que nos outros sistemas, as estações móveis em um sistema CDMA têm um papel importante no processo de *handoff*, ao fazerem medidas e relatarem os respectivos resultados para a estação base, que por sua vez utiliza estas medidas para determinar quando um *handoff* é necessário. A diferença está no fato de que nos outros sistemas a participação da estação móvel está restrita à medidas e relatórios, enquanto no sistema CDMA o processo de *handoff* pode ser iniciado pela estação móvel. O processo de *handoff* tem início quando a estação móvel, baseado na análise de suas medidas, reconhece que o *handoff* deve ser realizado [11].

No *soft handoff* a estação móvel é conectada à mais que uma estação base simultaneamente. O *soft handoff* é usado em CDMA para reduzir a interferência dentro de outras células

e melhorar o desempenho através de macro diversidade (transmissão da mesma informação através de diferentes canais, visto que a estação móvel pode manter comunicação simultânea com várias estações base).

2.4.4 Detecção Multiusuário

Receptores CDMA são baseados no princípio do receptor Rake, o qual considera o sinal de outros usuários como interferência. Dessa forma, a capacidade de sistemas DS-CDMA usando receptor Rake é limitada em interferência. Isto significa que à medida que novos usuários entram no sistema, a qualidade de serviço de todos os usuários diminui. A detecção multiusuário, ao utilizar as informações de todos os usuários para melhorar a detecção de cada usuário individualmente, fornece meios para reduzir o efeito da interferência de acesso múltiplo, e portanto aumentar a capacidade do sistema.

2.5 Modelo do Sistema

O modelo do sistema CDMA considerado neste trabalho é constituído por C células e N usuários distribuídos uniformemente em cada célula. A análise de desempenho do sistema é realizada no enlace reverso de uma célula escolhida, chamada de célula alvo. Todas as células possuem formato circular e no centro de cada célula existe uma estação base (EB) controlando as estações móveis (EMs).

O canal seletivo em frequência produz L percursos, onde cada percurso apresenta desvanecimento do tipo Rayleigh. Codificação de canal, monitoração do sinal do usuário por várias estações base simultaneamente, perda de percurso exponencial, sombreamento lognormal e erro no mecanismo de controle de potência são fenômenos também considerados.

A Fig. 2.2 apresenta as taxas de transmissão em cada etapa do modelo considerado. Na camada de aplicação, o sinal de informação é enviado a uma taxa $R_b = \frac{1}{T_b}$, onde T_b é o intervalo de bit do sinal de informação. Em seguida, após passar por um codificador de taxa r_c , a transmissão passa a ser realizada à taxa de $R_{bc} = \frac{1}{T_{bc}}$, onde T_{bc} é o intervalo de bit codificado dado por $T_{bc} = r_c T_b$. Após a codificação, o sinal é espalhado sobre uma largura de banda $W_c = \frac{1}{T_c}$. Após essa etapa, a taxa de transmissão é dada por $R_c = \frac{1}{T_c}$. O ganho de processamento do sinal não codificado é dado por $G = \frac{T_b}{T_c}$ e o ganho de processamento do sinal codificado é dado por $G_c = \frac{T_{bc}}{T_c}$.

O modelo passa-baixas do sinal transmitido compreendendo N usuários em cada uma das C células é dado por:

$$s(t) = \sum_{n=1}^{CN} s_n(t) \quad (2.2)$$

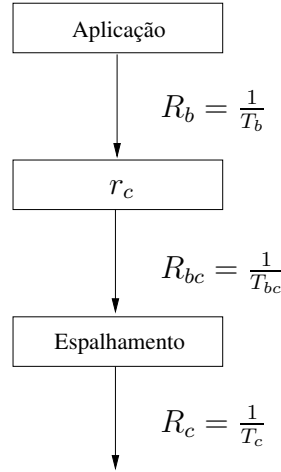


Fig. 2.2: Taxas de transmissão para cada etapa do modelo

onde $s_n(t)$ representa o sinal transmitido pelo n -ésimo usuário:

$$s_n(t) = A\lambda_n y(n)d_n(t - \tau_n)c_n(t - \tau_n)e^{j\phi_n} \quad (2.3)$$

onde A representa a amplitude do sinal transmitido, λ_n representa o erro no mecanismo de controle de potência, d_n representa um bit de informação (d_n é antipodal, ou seja, assume valores em $\{+1, -1\}$), c_n é a seqüência de espalhamento espectral (c_n é também antipodal), τ_n é o atraso de propagação, ϕ_n é a fase inicial e $y(n)$ representa o sombreamento lognormal e a perda de percurso dado por [12]:

$$y(n) = \begin{cases} 1, & n \in \{\text{EMs internas à célula alvo}\} \\ \min_{b=\{1,2,3\}} \left(\frac{r_{cn}^{\vartheta/2}}{10^{\xi_{cn}/20}} \right) \frac{10^{\xi_{0n}/20}}{r_{0n}^{\vartheta/2}}, & n \in \{\text{EMs externas à célula alvo}\} \end{cases} \quad (2.4)$$

onde ϑ é o expoente perda de propagação, r_{cn} é a distância do n -ésimo usuário localizado na c -ésima célula até a sua EB, r_{0n} é a distância desse mesmo usuário até a EB da célula alvo, ξ_{cn} corresponde ao sombreamento entre o n -ésimo usuário localizado na c -ésima célula até a sua EB, ξ_{0n} corresponde ao sombreamento entre esse mesmo usuário até a EB da célula alvo, onde ξ representa uma variável aleatória Gaussiana de média zero e desvio padrão σ_s , ambos dados em dB. O termo $10^{\frac{\xi}{20}}$ representa uma variável aleatória lognormal que modela o sombreamento.

Considera-se que uma EM é monitorada pelas três EBs mais próximas, daí os valores $b = 1, 2, 3$ na expressão (2.4). Assim, a EM será controlada pela EB que exibir maior nível

de potência recebida e não necessariamente pela EB mais próxima [13].

A equação (2.4) trata separadamente usuários internos e externos à célula alvo. EMs situadas no interior da célula alvo são controladas pela EB situada no centro desta célula. Esta EB procura compensar a perda de percurso exponencial e o sombreamento lognormal do canal através de um mecanismo de controle de potência. Este mecanismo de controle de potência é assumido não ideal, e seu erro é modelado por uma variável aleatória lognormal [6]. Logo, a flutuação do nível de potência do sinal dos usuários internos à célula alvo ocorre devido à imperfeição do mecanismo de controle de potência. Já os usuários externos à célula alvo, apresentam além do erro no mecanismo de controle de potência, sombreamento lognormal, pois estes usuários são controlados por outras EBs. O sombreamento lognormal dos usuários externos é fortemente reduzido quando é adotado o controle de potência da estação móvel por várias EBs [13].

Quando um sinal é transmitido através de um canal com múltiplos percursos variantes no tempo, o sinal recebido será constituído por várias cópias caracterizadas por atenuações e atrasos diferentes. Assim, o canal de múltiplos percursos variantes no tempo é caracterizado através de sua resposta ao impulso:

$$h(\tau, t) = \sum_{l=1}^L \alpha_l(t) e^{j\psi_l(t)} \delta(\tau - lT_c) \quad (2.5)$$

onde $L = \frac{W_t}{\Delta_{fc}}$ representa o número de caminhos resolvíveis, $W_t = \frac{1}{T_c}$ é a largura de banda do sinal passa-baixa transmitido, Δ_{fc} ¹ é a largura de banda de coerência do canal, $\alpha_l(t)$ é o desvanecimento do canal modelado com distribuição Rayleigh e $\psi_l(t)$ representa a fase introduzida pelo canal modelada como uma variável aleatória independente e uniformemente distribuída no intervalo $[0, 2\pi]$.

Se a largura de banda do sinal transmitido é muito maior que a largura de banda de coerência do canal, o canal é considerado seletivo em frequência, dessa forma tem-se $L > 1$ componentes multipercursos.

Se o tempo de duração de símbolo é muito menor que o tempo de coerência do canal, o desvanecimento é considerado lento, logo pode-se considerar que não existe variação das características do desvanecimento dentro do intervalo de símbolo, resultando em $\alpha_l(t) e^{j\psi_l(t)} = \alpha_l e^{j\psi_l}$.

Assim, o sinal recebido é dado por [12]:

¹ Δ_{fc} é a faixa de frequências onde ocorre alteração uniforme de amplitude das componentes espectrais do sinal.

$$r'(t) = h(\tau, t) * s(t) + n_w(t) \quad (2.6)$$

$$= \sum_{l=1}^L \sum_{n=1}^{CN} \alpha_{ln} e^{j\psi_{ln}} s_n(t - lT_c) + n_w(t) \quad (2.7)$$

onde $*$ representa convolução e $n_w(t)$ representa a envoltória complexa do ruído aditivo Gaussiano branco com densidade espectral de potência N_0 .

Assumindo que a fase inicial de cada usuário (ϕ_n) seja nula, ao substituir-se (2.3) em (2.7) tem-se:

$$r'(t) = \sum_{l=1}^L \sum_{n=1}^{CN} A\alpha_{ln} e^{j\psi_{ln}} \lambda_n y(n) d_n(t - lT_c - \tau_n) c_n(t - lT_c - \tau_n) + n_w(t) \quad (2.8)$$

A variável de decisão será obtida ao amostrar-se o resultado da correlação da seqüência pseudo-aleatória do usuário desejado ($n = 1$) com o sinal recebido. A Fig. 2.3 mostra um receptor do tipo Rake utilizado para combinar os L percursos convenientemente. Então:

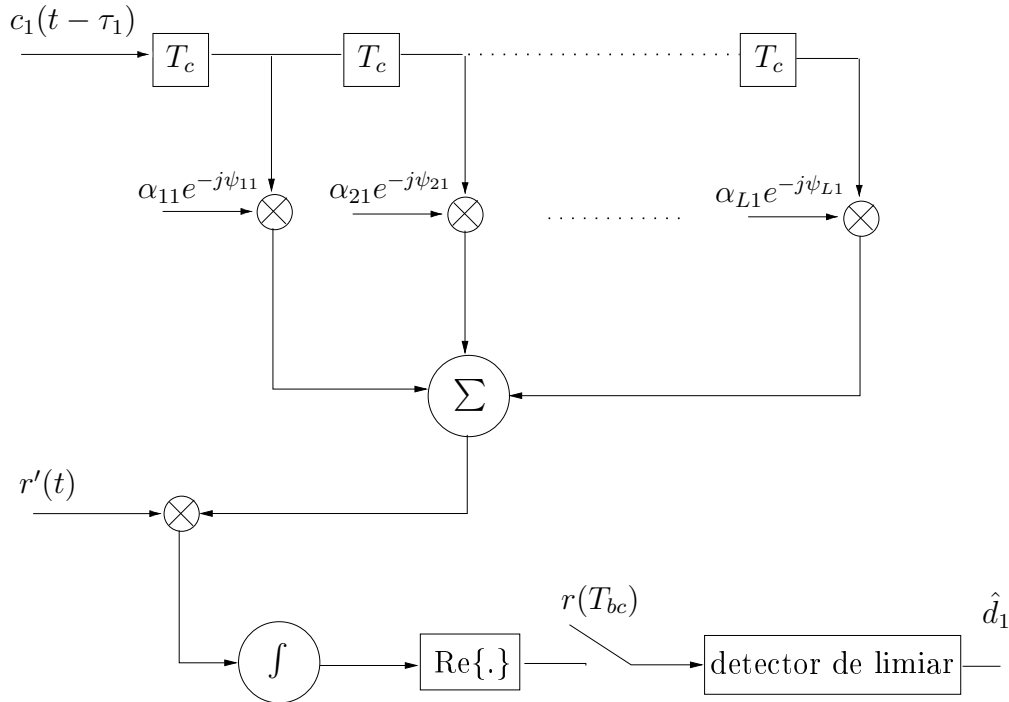


Fig. 2.3: Receptor Rake

$$r(T_{bc}) = Re \left[\sum_{k=1}^L \int_{kT_c + \tau_1}^{T_{bc} + kT_c + \tau_1} r'(t) c_1(t - kT_c - \tau_1) \alpha_{k1} e^{-j\psi_{k1}} dt \right] \quad (2.9)$$

onde $Re[\cdot]$ retorna a parte real do seu argumento.

Substituindo (2.8) em (2.9) e depois realizando manipulação algébrica, pode-se expressar o sinal recebido como:

$$r(T_{bc}) = \lambda_1 A T_{bc} \sum_{k=1}^L \alpha_{k1}^2 + g_1(T_{bc}) + g_2(T_{bc}) + Re[N(T_{bc})] \quad (2.10)$$

A primeira parcela da equação corresponde ao sinal do usuário alvo ($n = 1$). A segunda parcela $g_1(T_{bc})$ representa a interferência gerada pelos múltiplos percursos do usuário alvo e é dado por:

$$g_1(T_{bc}) = \sum_{k=1}^L \sum_{l \neq k}^L \alpha_{k1} \alpha_{l1} A \lambda_1 I_{1lk}(T_{bc}, \tau_1) \cos(\psi_{k1} - \psi_{l1}) \quad (2.11)$$

onde:

$$I_{nlk}(T_{bc}, \tau_n) = \int_{kT_c}^{T_{bc}+kT_c} d_n(t - lT_c - \tau_n) c_n(t - lT_c - \tau_n) c_1(t - kT_{bc} - \tau_1) dt \quad (2.12)$$

É suposto que todas as seqüências de espalhamento são seqüências aleatórias binárias independentes com valor médio nulo, ou seja $\overline{I_{nlk}(T_{bc}, \tau_n)} = 0$. Além disso, o formato do pulso de chip é assumido ser retangular [12], daí:

$$\overline{I_{nlk}^2(T_{bc}, \tau_n)} = \frac{2G_c T_c^2}{3} \quad (2.13)$$

onde $G_c = r_c G$.

A terceira parcela corresponde à interferência de múltiplos percursos gerada pelos demais usuários do sistema:

$$g_2(T_{bc}) = \sum_{n \neq 1}^{CN} \sum_{k=1}^L \alpha_{k1} \sum_{l=1}^L \alpha_{l1} A \lambda_n y(n) \cos(\psi_{ln} - \psi_{k1}) I_{nlk}(T_{bc}, \tau_n) \quad (2.14)$$

Como $N \gg 1$, a interferência devido aos múltiplos percursos de apenas um usuário é muito menor que a interferência de todos os outros usuários do sistema, ou seja, $g_1(T_{bc}) \ll g_2(T_{bc})$. Assim, pode-se desconsiderar $g_1(T_{bc})$.

O termo $g_2(T_{bc})$ representa um somatório de CN variáveis aleatórias independentes de média nula. Portanto, de acordo com o teorema central do limite, para CN grande, $g_2(T_{bc})$ pode ser considerada uma variável aleatória Gaussiana de média nula e variância $\sigma_{g_2}^2$, desde que condicionada aos pesos dos ramos do receptor e ao erro no controle de potência do

usuário alvo.

Como $\overline{\cos(\psi_{l_n} - \psi_{k1})} = \frac{1}{2}$ é assumido que o erro no mecanismo de controle de potência apresenta a mesma distribuição para todos os usuários, $\overline{\lambda_n^2} = \overline{\lambda}$, e que todos os usuários sofrem um desvanecimento com a mesma distribuição, $\overline{\alpha_{l_n}^2} = \overline{\alpha_l^2}$, a variância de $g_2(T_{bc})$ é dada por:

$$\sigma_{g_2^2} = \frac{G_c T_c^2}{3} A^2 \sum_{k=1}^L \alpha_{k1}^2 \sum_{l=1}^L \overline{\alpha_l^2} \overline{\lambda^2} [(N-1) + m_I] \quad (2.15)$$

onde $m_I = \sum_{N+1}^{CN} \overline{y(n)^2}$ é a média da interferência externa [13]. Interferência externa é a interferência considerada na estação base da célula central devido as estações móveis que não estão sendo controladas por esta estação base.

A última parcela da Eq. (2.10) é uma variável aleatória Gaussiana com média nula e variância dada por:

$$\sigma_{n_w}^2 = N_0 T_{bc} \sum_{k=1}^L \alpha_{k1}^2 \quad (2.16)$$

Portanto, $r(T_{bc})$ pode ser modelado como uma variável aleatória Gaussiana de média m_r e desvio padrão σ_r , condicionada ao erro no mecanismo de controle de potência do usuário alvo e aos desvanecimentos devidos aos múltiplos percursos, dado por [12]:

$$r(T_{bc}) = N(m_r, \sigma_r^2) \quad (2.17)$$

onde:

$$m_r = \lambda_1 A T_{bc} \sum_{k=1}^L \alpha_{k1}^2 \quad (2.18)$$

$$\sigma_r^2 = A^2 T_{bc}^2 c \sum_{k=1}^L \alpha_{k1}^2 + N_0 T_{bc} \sum_{k=1}^L \alpha_{k1}^2 \quad (2.19)$$

e

$$c = \frac{1}{3G_c} \sum_{l=1}^L \overline{\alpha_l^2} \overline{\lambda^2} [(N-1) + m_I] \quad (2.20)$$

O erro no controle de potência é modelado por $\lambda = 10^{\frac{x}{10}}$, onde x é uma variável aleatória Gaussiana dada em dB, de média zero e desvio padrão σ_x . A função densidade de probabilidade de uma variável lognormal é dada por:

$$p_\lambda(\lambda) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_\lambda\lambda} e^{-\frac{1}{2}\left(\frac{\ln(\lambda)-\mu_\lambda}{\sigma_\lambda}\right)^2} \quad (2.21)$$

onde μ_λ e σ_λ são a média e o desvio padrão logarítmicos, respectivamente.

A média e o desvio padrão em dB podem ser calculados por $\mu_{\lambda,dB} = \frac{10}{\ln 10}\mu_\lambda$ e $\sigma_{\lambda,dB} = \frac{10}{\ln 10}\sigma_\lambda$, respectivamente. Valores característicos para ambos são: $\mu_{\lambda,dB} = 0$ dB e $\sigma_{\lambda,dB} = 1$ dB. O valor quadrático médio do erro no controle de potência é dado por: $\overline{\lambda^2} = e^{2\sigma_\lambda^2}$ [13].

O desvanecimento é modelado como uma variável aleatória do tipo Rayleigh:

$$p_{\alpha_l}(\alpha_l) = \frac{\alpha_l}{\sigma_{\alpha_l}^2} e^{-\frac{\alpha_l^2}{2\sigma_{\alpha_l}^2}} \quad (2.22)$$

O valor médio e o valor quadrático médio do desvanecimento são dados por $\overline{\alpha_l} = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_{\alpha_l}$ e $\overline{\alpha_l^2} = 2\sigma_{\alpha_l}^2$, respectivamente, onde σ_{α_l} é o desvio padrão da Gaussiana que gerou a variável Rayleigh.

Considerando modulação BPSK (*Binary Phase Shift Keying*), a probabilidade de erro de bit codificado condicionada ao desvanecimento e ao erro no mecanismo de controle de potência é dada por [14]:

$$P_{bc}(e | \lambda, \alpha) = Q(\sqrt{2\gamma_{bc}}) \quad (2.23)$$

onde $Q(\cdot)$ é a área sob a cauda de uma função Gaussiana, definida por:

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-t^2/2} dt, \quad x \geq 0 \quad (2.24)$$

e $\alpha = \sum_{i=1}^L \alpha_i^2$ representa uma variável aleatória chi-quadrada central, cuja função densidade de probabilidade é dada por:

$$p_\alpha(\alpha) = \frac{1}{(L-1)!(\overline{\alpha}/L)^L} \alpha^{L-1} e^{-\frac{\alpha}{\overline{\alpha}/L}} \quad (2.25)$$

onde $\overline{\alpha} = L\overline{\alpha_l^2}$ e γ_{bc} é a relação-sinal-ruído-mais-interferência por bit codificado dada por [6]:

$$\gamma_{bc} = \frac{\lambda^2 \alpha}{I} \quad (2.26)$$

sendo que I representa a interferência média sofrida pelo usuário alvo:

$$\begin{aligned}
 I &= 2c + \frac{2N_0}{A^2 T_{bc}} \\
 &= \frac{4L\sigma_{\alpha_l}^2 e^{2\sigma_\lambda^2}}{3r_c} \left[\frac{(N-1)}{G} + \frac{m_I}{G} \right] + \frac{2N_0}{A^2 T_{bc}}
 \end{aligned} \tag{2.27}$$

A probabilidade de erro de bit média é obtida pelo descondicionamento de (2.23) em relação ao desvanecimento e ao controle de potência:

$$P_{bc} = \int_0^\infty \int_0^\infty Q(\sqrt{2\gamma_{bc}}) p_\lambda(\lambda) p_\alpha(\alpha) d\lambda d\alpha \tag{2.28}$$

A relação sinal-ruído-mais-interferência por bit codificado média é obtida pelo descondicionamento em relação ao erro no mecanismo de controle de potência e ao desvanecimento Rayleigh do sinal, isto é,

$$\overline{\gamma_{bc}} = E_\lambda \{ E_\alpha \{ \gamma_{bc} \} \} = \frac{1}{\frac{2}{3r_c} \left[\frac{(N-1)}{G} + \frac{m_I}{G} \right] + \frac{N_0}{E_b r_c}} \tag{2.29}$$

onde a relação sinal-ruído por bit é dada por:

$$\frac{E_b}{N_0} = \frac{A^2 T_{bc} \sigma_{\alpha_l}^2 e^{2\sigma_\lambda^2} L}{N_0} \tag{2.30}$$

Para obter-se a probabilidade de erro de bit média, descondiciona-se primeiramente a Eq. (2.23) pela variável aleatória chi-quadrada resultando em [14]:

$$P_{bc}(e | \lambda) = \left(\frac{1-\nu}{2} \right)^L \sum_{m=0}^{L-1} \binom{L-1+m}{m} \left(\frac{1+\nu}{2} \right)^m \tag{2.31}$$

onde:

$$\nu = \sqrt{\frac{E\alpha\{\gamma_{bc}\}}{E\alpha\{\gamma_{bc}\} + L}} \tag{2.32}$$

e

$$E\alpha\{\gamma_{bc}\} = \frac{\lambda^2}{\frac{e^{2\sigma_\lambda^2}}{r_c} \left[\frac{2}{3} \left[\frac{N-1}{G} + \frac{m_I}{G} \right] + \left(\frac{E_b}{N_0} \right)^{-1} \right]} \tag{2.33}$$

O próximo passo é o descondicionamento pela variável aleatória lognormal que modela o erro no controle de potência:

$$P_{bc} = E_{\lambda}[P_{bc}(e | \lambda)] = \int_0^{\infty} P_{bc}(e | \lambda) p_{\lambda} d\lambda \quad (2.34)$$

No entanto, esta equação não possui forma fechada, mas pode ser resolvida numericamente.

Capítulo 3

Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas CDMA

Neste capítulo, apresenta-se através de expressões analíticas e de simulação o comportamento do protocolo TCP (*Transport Control Protocol*) quando submetido à um canal sem fio CDMA. O protocolo RLP (*Radio Link Protocol*) é utilizado como forma de melhorar a eficiência do TCP. Para avaliar o desempenho do protocolo TCP, utiliza-se vazão de dados e atraso médio como medidas de qualidade de serviço.

3.1 A pilha de protocolos TCP/IP

A pilha de protocolos TCP/IP (*Transport Control Protocol/Internet Protocol*) é um conjunto de protocolos utilizado na internet. O TCP/IP suplantou outros conjuntos de protocolos (SNA (IBM), NetBIOS/NetBEUI (Microsoft) e IPX/SPX (Novell)) devido ao seu caráter aberto (o código fonte pode ser alterado), já que não há nenhuma grande empresa associada ao seu desenvolvimento. Isto possibilitou a sua implementação e utilização em diversas aplicações em praticamente todos os tipos de hardware e sistemas operacionais existentes.

O conjunto de protocolos TCP/IP apresenta conceitualmente três tipos de serviços como mostrado na Fig. 3.1 [15]. No nível mais baixo, o serviço de entrega sem conexão fornece o alicerce para os outros serviços. Neste serviço, os pacotes são transportados de uma máquina para outra com base na informação do endereço levada no pacote. Como o serviço sem conexão transporta cada pacote separadamente, ele não garante confiabilidade na entrega da informação, pois os pacotes podem ser perdidos, duplicados, sofrerem atrasos ou serem entregues fora de ordem. No próximo nível, o serviço de transporte confiável fornece a plataforma de mais alto nível no qual as aplicações dependem. Em algumas aplicações é necessário mais que a entrega de pacotes, já que podem ocorrer erros de transmissão,

perda de pacotes, etc. O serviço de transporte confiável permite que uma aplicação em um computador estabeleça uma “conexão” com uma aplicação em outro computador, como se fosse uma conexão de hardware direta. No nível mais alto, encontram-se os serviços de aplicação. Do ponto de vista do usuário, os serviços de aplicação aparecem como um conjunto de programas, onde os mais populares são: correio eletrônico, navegação na *Web*, transferência de arquivos e acesso remoto.

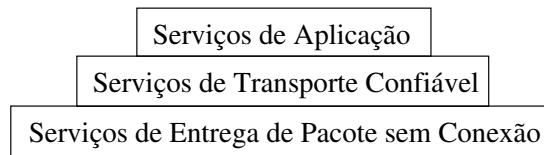


Fig. 3.1: Os três tipos de serviços da pilha TCP/IP

O nome TCP/IP surgiu dos nomes dos dois principais protocolos desta pilha: o IP e o TCP. Mas a pilha TCP/IP possui ainda muitos outros protocolos. A Fig. 3.2 ilustra a comparação entre o modelo de referência OSI (*Open System Interconnection*) criado pela ISO (*International Standards Organization*) e a estrutura TCP/IP.

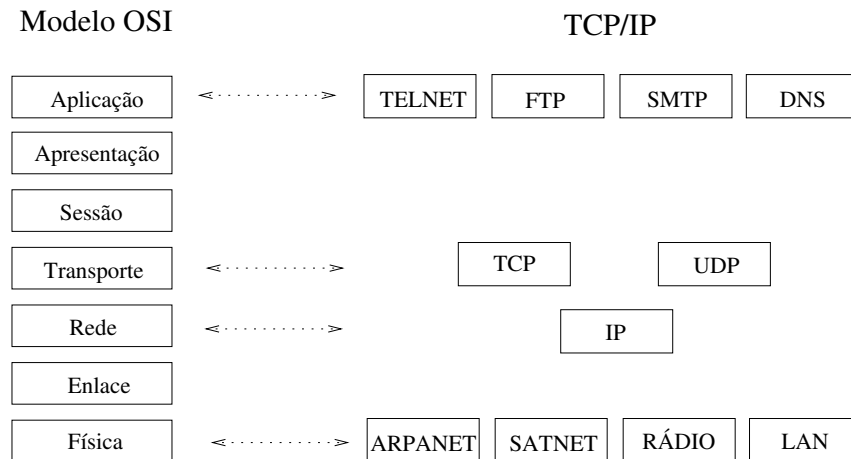


Fig. 3.2: Comparação entre o modelo OSI e a estrutura TCP/IP

3.1.1 O protocolo IP

O protocolo IP é o protocolo da família TCP/IP responsável pela entrega de pacotes. Ele define a unidade básica de transferência de dados utilizada pelo TCP/IP, o caminho através do qual os dados serão enviados e as regras de como os *hosts* e roteadores processarão os pacotes. A unidade de dados utilizada pelo protocolo IP é o datagrama. Um datagrama é dividido em bits de cabeçalho e bits de informação. Como qualquer pacote de rede física,

os bits de cabeçalho contêm os endereços de origem e destino e um campo que identifica o conteúdo do datagrama. A diferença está no fato de que o cabeçalho do datagrama contém endereços IP, enquanto que o cabeçalho de um pacote de rede física contém endereços físicos.

Dependendo do tipo de rede, diferentes tamanhos máximos de pacotes são estabelecidos (*MTU - Maximum Transfer Unit*) para transmissão através do meio físico. Assim, quando um datagrama tem comprimento maior que um MTU de uma determinada rede, ele tem que ser fragmentado em unidades menores.

A Fig. 3.3¹ mostra a distribuição dos campos em um datagrama IP [15]:

0	4	8	16	19	24	31
versão	tamanho do cabeçalho	tipo de serviço	tamanho total			
identificação			flags	posição do fragmento		
tempo de vida		protocolo	cabeçalho checksum			
endereço IP de origem						
endereço IP de destino						
opções					padding	
dados						

Fig. 3.3: Formato de um datagrama IP

Como o processamento do datagrama é realizado por software, o conteúdo e o formato não são direcionados por qualquer hardware. Todos os campos no cabeçalho possuem tamanho fixo, exceto o campo **opções** e correspondentemente o campo **padding**. Segue uma descrição breve dos campos mais importantes:

- **versão**: contém a versão do protocolo IP usado para criar o datagrama.
- **tamanho do cabeçalho**: informa o tamanho do cabeçalho.
- **tipo de serviço**: indica como o datagrama deve ser tratado, de acordo com sua prioridade e o tipo de serviço desejado.
- **tamanho total**: informa o tamanho do datagrama IP.

¹Os valores indicados na figura estão em bits.

- **identificação:** é utilizado para identificar o datagrama IP no caso de haver fragmentação.
- **posição do fragmento:** indica a posição do fragmento em relação ao datagrama IP do qual faz parte.
- **tempo de duração:** serve para limitar a duração do datagrama IP na rede.
- **protocolo:** indica o protocolo de nível mais alto (TCP, UDP, etc.) que está carregado no campo de dados.
- **cabeçalho checksum:** ajuda a garantir a integridade do cabeçalho do datagrama.
- **endereço de origem:** endereço IP da máquina de origem.
- **endereço de destino:** endereço IP da máquina de destino.
- **opções:** contém informações adicionais sobre o protocolo IP.

Um datagrama IP pode ser roteado por caminhos independentes. O IP utiliza um mecanismo de entrega de pacotes sem conexão, ou seja, não há garantia que os datagramas chegarão ao seu destino, nem que serão recebidos na ordem em que foram enviados. Logo, a responsabilidade pela entrega correta do datagrama IP é tarefa dos protocolos de níveis mais altos.

3.1.2 O protocolo TCP

O protocolo TCP é um protocolo confiável baseado em conexão que trabalha encapsulado no protocolo IP. O TCP especifica o formato de dados e as indicações de recebimento que dois computadores trocam ao realizar transferência confiável, assim como os procedimentos utilizados para garantir a chegada correta dos dados. Ele é responsável por descartar os pacotes duplicados e recuperar os pacotes perdidos ou corrompidos. Dessa forma, o protocolo TCP garante a entrega e assegura o seqüenciamento (os pacotes são numerados, de forma a garantir a entrega em ordem correta) dos pacotes.

Embora o protocolo TCP seja apresentado como parte da *suíte* TCP/IP, ele é um protocolo independente, que pode ser adaptado para outros sistemas de entrega de pacotes. Por exemplo, como o TCP faz poucas suposições sobre as camadas de rede inferiores, é possível a sua utilização em redes telefônicas, redes locais, redes de longa distância, redes ópticas, etc. Assim, a flexibilidade do protocolo TCP em se ajustar à diferentes sistemas é uma das suas principais características.

Um ponto importante na transmissão de dados no protocolo TCP é o (*Maximum Segment Size - MSS*), que especifica o tamanho máximo de segmento entre os dois pontos da conexão. Isto é necessário porque nem todos os segmentos enviados através de uma conexão terão o mesmo comprimento. Quando dois pontos da conexão estão localizados na mesma rede física, o TCP geralmente define o MSS de modo que os datagramas IP correspondam ao MTU da rede. Se os dois pontos não pertencem a mesma rede, eles podem tentar descobrir o mínimo MTU ao longo do caminho entre eles, ou escolher o MSS de 536 bytes (tamanho padrão de um datagrama IP, sem os cabeçalhos IP e TCP).

O protocolo TCP utiliza um mecanismo para controle de erros em que o destinatário envia uma mensagem de indicação de recebimento positiva (*Acknowledgment - ACK*) para o remetente sempre que recebe um segmento. Além disso, o TCP utiliza o conceito de janela deslizante, onde o remetente pode transmitir múltiplos segmentos antes de esperar por um ACK.

O TCP divide os dados a serem transmitidos em seqüências de bytes chamadas segmentos. Geralmente, cada segmento TCP é transportado na internet em um datagrama IP. A Fig. 3.4² ilustra o formato de um segmento TCP [15]. Cada segmento é dividido em duas partes: cabeçalho e dados.

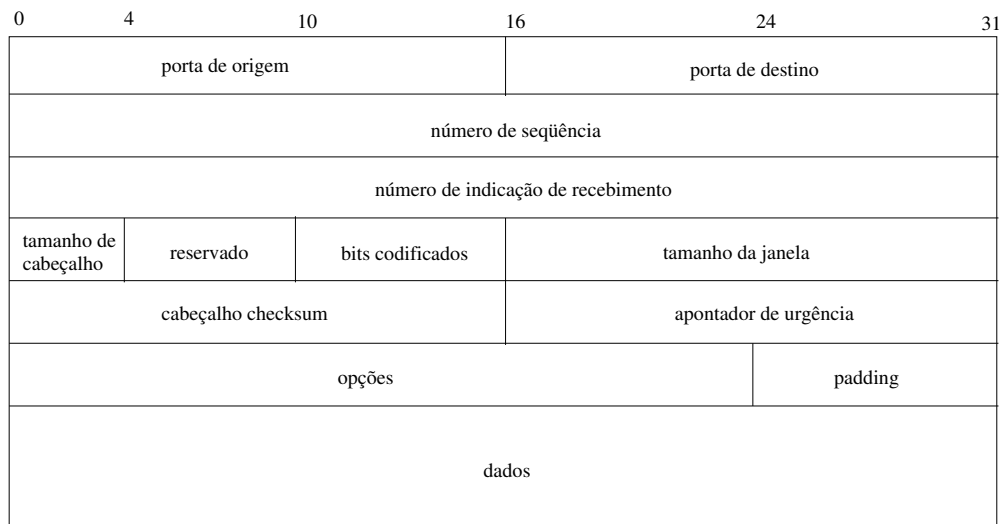


Fig. 3.4: Formato de um segmento TCP

Os campos mais importantes no formato do segmento TCP são:

- **porta de origem:** contém o número da porta TCP que identifica o programa de aplicação de origem.

²Os valores indicados na figura estão em bits.

- **porta de destino:** contém o número da porta TCP que identifica o programa de aplicação de destino.
- **número de seqüência:** identifica a posição dos dados do segmento em relação ao total de dados já transmitidos do remetente.
- **número de indicação de recebimento:** indica o reconhecimento dos dados recebidos até aquele momento no fluxo contrário ao do segmento.
- **tamanho de cabeçalho:** especifica o tamanho do cabeçalho do segmento TCP.
- **reservado:** seis bits reservados para uso futuro.
- **bits codificados:** seis bits usados para determinar a finalidade e o conteúdo do segmento.
- **tamanho da janela:** informa o tamanho disponível da janela de recepção do remetente.
- **cabeçalho checksum:** utilizado para verificar a integridade dos dados e do cabeçalho TCP.
- **apontador de urgência:** especifica a posição no segmento do primeiro byte após os dados definidos como urgentes. O bit *URG* (**bits codificados**) precisa estar ativado.
- **opções:** este campo é utilizado para a negociação do MSS.

Objetivando a modelagem matemática do sistema, considera-se que o protocolo TCP utilize um código de bloco para detecção de erro devido à sua característica de retransmissão como forma de controle de erro. Assim, define-se a taxa de código desse protocolo como:

$$r_{TCP} = \frac{I_{TCP}}{N_{TCP}} \quad (3.1)$$

onde:

$$N_{TCP} = I_{TCP} + H_{TCP}$$

I_{TCP} : número de bits de informação no segmento TCP

H_{TCP} : número de bits de cabeçalho no segmento TCP

N_{TCP} : número total de bits no segmento TCP

Supõe-se também que o código possui capacidade de detecção de erro ideal, ou seja, N_{TCP} .

3.2 O protocolo RLP

O protocolo RLP (*Radio Link Protocol*) foi proposto com a finalidade de reduzir a taxa de perda de segmentos TCP (*Transport Control Protocol*) em um ambiente sem fio a um determinado nível, de modo a não perturbar significativamente o desempenho na camada TCP. Isto é necessário porque o protocolo TCP tem seu desempenho seriamente degradado quando aplicado diretamente em um canal sem fio, já que esse protocolo foi idealizado para redes fixas, onde a taxa de perda de pacotes é pequena, sendo o congestionamento da rede o principal fator de degradação da qualidade da transmissão.

Sendo um protocolo de enlace adicional, o protocolo RLP está localizado abaixo do conjunto de protocolos TCP/IP e acima da camada física CDMA. O protocolo RLP utiliza um mecanismo ARQ (*Automatic Repeat Request*) de retransmissão seletiva baseado em mensagem de indicação de recebimento negativo (*Negative Acknowledgment* - NAK) para diminuir a perda de pacotes. Neste esquema, somente o pacote errado é retransmitido, mesmo que já tenham sido enviados os pacotes seguintes à ele. Além disso, a retransmissão somente ocorre com a solicitação do receptor.

Um pacote RLP é composto de bits de cabeçalho e bits de informação. Os bits de cabeçalho são divididos em campos como *SEQ* (indica o número de seqüência do pacote) e *TYPE* (indica se o pacote é novo ou retransmitido), além de bits de redundância. A camada RLP utiliza os bits de cabeçalho para controle e detecção de erro. Analogamente ao protocolo TCP, considera-se que o protocolo RLP use um código de bloco para realizar a detecção de erro. Logo:

$$r_{CRLP} = \frac{I_{RLP}}{N_{RLP}} \quad (3.2)$$

onde:

$$N_{RLP} = I_{RLP} + H_{RLP}$$

I_{RLP} : número de bits de informação no pacote RLP

H_{RLP} : número de bits de cabeçalho no pacote RLP

N_{RLP} : número total de bits no pacote RLP

Supõe-se que o código possui capacidade de detecção de erro ideal, ou seja N_{RLP} .

O protocolo RLP é especificado pela norma IS-99 para sistemas CDMA IS-95, onde quadros de 20 ms podem ser usados para transmitir dados a uma taxa de até 9.600 bits/segundo. Portanto, o pacote RLP utilizado neste trabalho possui 192 bits de tamanho total, sendo 160 bits para informação e 32 bits para cabeçalho. A Fig. 3.5 ilustra uma típica pilha de protocolos recomendada pelo padrão IS-99. A versão estendida da norma IS-99 é a IS-707, que

contém especificações para CDMA 2000 (um dos padrões de sistemas celulares de terceira geração).

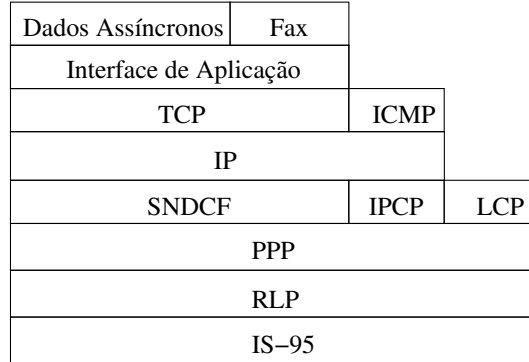


Fig. 3.5: Pilha de protocolos utilizada no sistema CDMA IS-95

Os protocolos ICMP (*Internet Control Message Protocol*), IP, SNDCF (*SubNetwork Dependent Convergent Function*), IPCP (*Internet Protocol Control Protocol*), LCP (*Link Control Protocol*) e PPP (*Point-to-Point Protocol*) geram uma quantia fixa de bits nos cabeçalhos. Dessa forma, são os mecanismos ARQ implementados nas camadas TCP e RLP que contribuem para a maior oscilação e possível degradação de desempenho do sistema [5].

O modelo de comunicação adotado neste trabalho é mostrado na Fig. 3.6. Neste modelo, considera-se a troca de dados entre uma estação móvel e uma estação base, onde existe um servidor na internet.

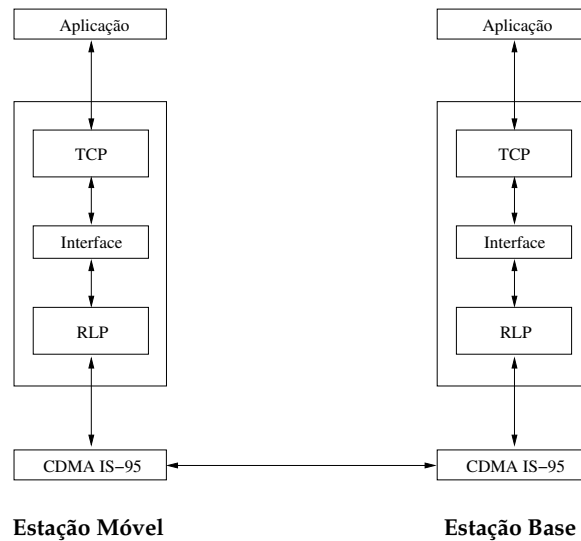


Fig. 3.6: Modelo de comunicação CDMA simplificado utilizando o padrão IS-99

3.2.1 Retransmissão na camada RLP

O protocolo RLP fornece serviço de fluxo de dados para as camadas superiores nos enlaces CDMA direto e reverso. Ele fragmenta pacotes de camadas superiores em pacotes RLP quando o tamanho desses pacotes são maiores que os dos pacotes RLP. Portanto, a unidade de dados na camada TCP, chamada segmento TCP, será fragmentada em n pacotes RLP, e estes últimos serão transmitidos na interface aérea.

Quando a camada RLP do lado do receptor recebe um pacote RLP com erro, ela transmite para o lado transmissor uma solicitação (NAK) de retransmissão desse pacote. Se a retransmissão não é bem sucedida, esse processo repete-se até que um número máximo de retransmissões da camada RLP seja atingido. As retransmissões de pacotes RLP são realizadas após todas as transmissões dos pacotes RLP, que fragmentaram um segmento TCP, terem sido realizadas.

A Fig. 3.7 ilustra a transmissão de um segmento TCP na camada RLP. Na figura, um segmento TCP é dividido em n pacotes RLP. Quando um pacote RLP é detectado em erro, o receptor solicita retransmissão daquele pacote errado. Esse processo continua até que todos os pacotes RLP, que constituem o segmento TCP, sejam recebidos corretamente ou o número de retransmissões permitidas no protocolo RLP seja alcançado.

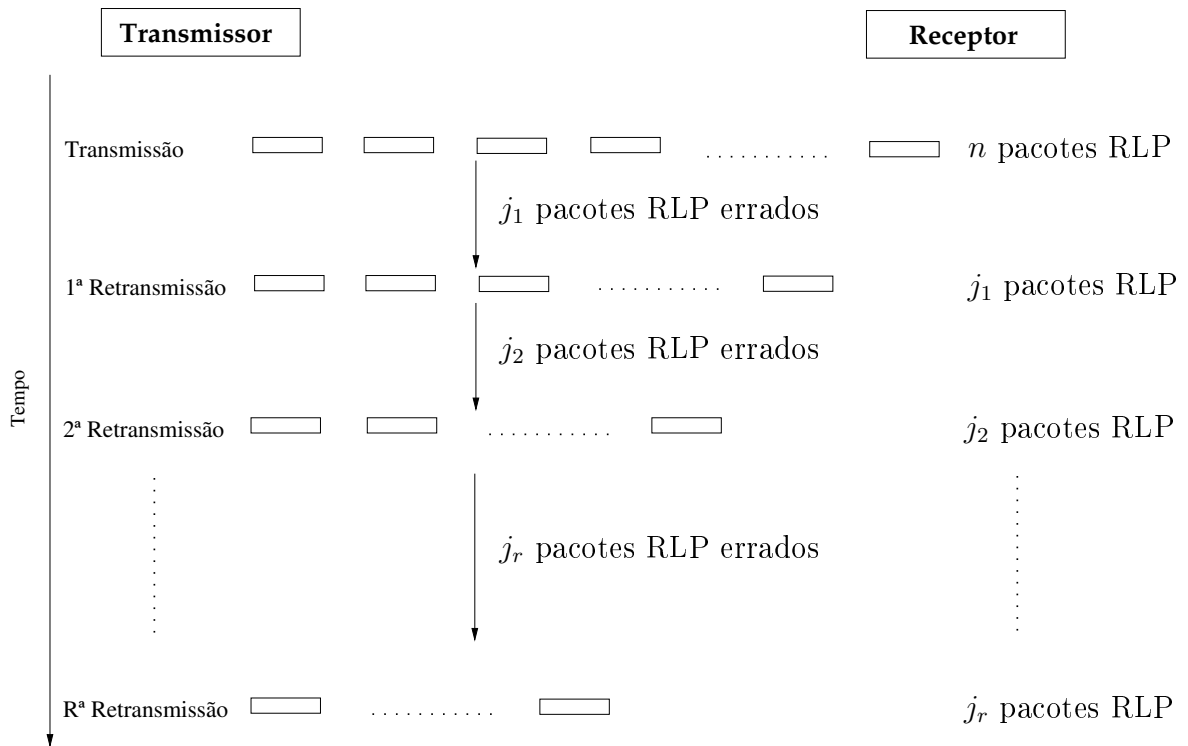


Fig. 3.7: Transmissão de um segmento TCP através da camada RLP

Se após ter sido atingido o número máximo de retransmissões ainda existirem pacotes RLP errados, o protocolo RLP passa o conteúdo desses pacotes com erro para o protocolo TCP, que fará a análise desses pacotes corrompidos, através do seu mecanismo de controle de erro. A utilização de retransmissões na camada RLP melhora razoavelmente a eficiência do protocolo TCP em canais sem fio [1] [5]. Portanto, é interessante que o protocolo RLP realize tantas retransmissões quanto forem possíveis, de forma que o protocolo TCP não precise solicitar retransmissões dos seus segmentos, já que as retransmissões de pacotes RLP afetam menos os parâmetros de qualidade de serviço do que as retransmissões de segmentos TCP através do canal sem fio.

3.2.2 Probabilidade de erro do pacote RLP

Assumindo que os erros de bits no pacote RLP sejam equiprováveis e independentes um dos outros, a probabilidade de que no mínimo exista um bit errado no pacote é:

$$P_{RLP} = 1 - (1 - P_{bc})^{N_{RLP}} \quad (3.3)$$

onde P_{bc} representa a probabilidade de erro de bit codificado, dada por (2.34).

Pode-se avaliar de maneira mais precisa o comportamento do sistema se a velocidade de deslocamento da estação móvel for considerada. Para um usuário em alta mobilidade, o desvanecimento tende a ser descorrelacionado entre os bits, mesmo se consecutivos. Desta forma, a Eq. (3.3), que pressupõe a independência dos erros de bits, representa também a probabilidade de se receber um pacote RLP com erro, para o caso de alta mobilidade.

No entanto, para usuários em baixa mobilidade, o desvanecimento tende a ser correlacionado entre os bits do pacote RLP. Neste caso, a probabilidade de erro do pacote RLP deve ser obtida pelo descondicionamento da Eq. (3.3) pelo desvanecimento e erro no controle de potência:

$$P_{RLP} = \int_0^\infty \int_0^\infty [1 - (1 - P_{bc})^{N_{RLP}}] p_\lambda(\lambda) p_\alpha(\alpha) d\lambda d\alpha \quad (3.4)$$

onde $p_\lambda(\lambda)$ e $p_\alpha(\alpha)$ são as funções densidade de probabilidade dadas em (2.21) e (2.25), respectivamente.

3.3 Medidas de desempenho para o protocolo TCP

Parâmetros de Qualidade de Serviço (*Quality of Service* - QoS) servem para avaliar o quanto uma aplicação ou uma rede estão atendendo às expectativas do usuário quanto a tempo de resposta, qualidade e confiabilidade, ou seja, transmissão confiável de voz, imagem ou vídeo

sem interferências ou congestionamentos. Estes requisitos são traduzidos em medidas de desempenho como atraso médio e vazão de dados.

3.3.1 Atraso Médio de segmentos TCP

Antes de definir o atraso médio de segmentos TCP, é necessário determinar a probabilidade de erro do segmento TCP. Como um segmento TCP é dividido em pacotes RLP, a perda de um segmento TCP está relacionada à perda dos pacotes RLP, que formam esse segmento TCP, no canal sem fio. Assim, considerando que nenhuma retransmissão é permitida na camada RLP, a probabilidade de um segmento TCP ser recebido com erro é dada por:

$$P_{TCP} = \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{RLP}^{j_0} (1 - P_{RLP})^{n_{RLP}-j_0} \quad (3.5)$$

onde $n_{RLP} = \lceil \frac{N_{TCP}}{I_{RLP}} \rceil$ representa o número mínimo de pacotes RLP necessários para fragmentar um segmento TCP e P_{RLP} representa a probabilidade de erro do pacote RLP, dada por (3.3) ou (3.4), dependendo da mobilidade do usuário.

Se uma retransmissão é permitida na camada RLP, então P_{TCP} é dada por:

$$\begin{aligned} P_{TCP} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{RLP}^{j_0} (1 - P_{RLP})^{n_{RLP}-j_0} \\ &\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{RLP}^{j_1} (1 - P_{RLP})^{j_0-j_1} \end{aligned} \quad (3.6)$$

onde j_0 representa o número de pacotes RLP errados na transmissão de um segmento TCP.

Generalizando a expressão para um máximo de r retransmissões permitidas na camada RLP, tem-se [7]:

$$\begin{aligned} P_{TCP} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{RLP}^{j_0} (1 - P_{RLP})^{n_{RLP}-j_0} \\ &\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{RLP}^{j_1} (1 - P_{RLP})^{j_0-j_1} \\ &\dots \sum_{j_r=1}^{j_{r-1}} \binom{j_{r-1}}{j_r} P_{RLP}^{j_r} (1 - P_{RLP})^{j_{r-1}-j_r} \end{aligned} \quad (3.7)$$

onde j_{r-1} representa o número de pacotes RLP errados na retransmissão $r - 1$.

O tempo médio necessário para transmitir um segmento TCP, sem considerar se esse segmento foi remontado com sucesso, é dado por [8]:

$$T_{TCP} = \frac{1 - (P_{RLP})^{r+1}}{1 - P_{RLP}} \tau_{TCP,min} \quad (3.8)$$

onde $\tau_{TCP,min}$ é o tempo mínimo necessário para um segmento TCP ser transmitido, que é dado por:

$$\tau_{TCP,min} = n_{RLP} T_{RLP} + \tau_p \quad (3.9)$$

onde T_{RLP} é a duração de um pacote RLP e τ_p é o tempo de propagação.

O atraso médio de segmentos TCP é definido como o tempo médio necessário para se remontar um segmento TCP livre de erros. Considerando que o protocolo TCP realize sucessivas retransmissões de seus segmentos recebidos com erro até obter sucesso, o atraso de segmentos TCP é modelado por uma variável aleatória geométrica. Assim, o atraso médio de segmentos TCP é dado por [7]:

$$\overline{\tau}_{TCP} = \frac{T_{TCP}}{1 - P_{TCP}} \quad (3.10)$$

onde P_{TCP} é a probabilidade de erro do segmento TCP, dada por (3.7) e T_{TCP} é o tempo usado para transmitir um segmento TCP entre as camadas RLP transmissora e receptora, dado por (3.8).

Substituindo (3.8) em (3.10) e normalizando pelo tempo mínimo $\tau_{TCP,min}$, obtém-se o atraso médio de segmentos TCP normalizado:

$$\overline{\tau}_{TCP_N} = \frac{1 - (P_{RLP})^{r+1}}{(1 - P_{RLP})(1 - P_{TCP})} \quad (3.11)$$

3.3.2 Vazão de Dados de segmentos TCP

A vazão de dados de segmentos TCP é definida como a taxa de transmissão de bits de informação de segmentos TCP recebidos sem erro:

$$\eta_{TCP} = \frac{\text{número de bits de informação recebidos com sucesso}}{\text{tempo total usado na transmissão}} \quad (3.12)$$

Neste trabalho, utiliza-se a vazão de dados normalizada pela taxa de informação R_b e pelo ganho de processamento de bit codificado G_c . No apêndice A, mostra-se que existe uma relação inversamente proporcional entre vazão de dados normalizada e o atraso médio normalizado, portanto:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{1}{\overline{r}_{TCP_N}} \quad (3.13)$$

3.3.3 Análise da eficiência da pilha TCP/RLP

A Tab.3.1 mostra os valores utilizados na obtenção dos resultados teóricos e simulados. A taxa total do conjunto de codificadores é dada por $r_c = r_{c_{RLP}} r_{c_{TCP}}$. Para o segmento TCP foi utilizado o tamanho de segmento máximo (MSS) e formato de cabeçalho comprimido [8]. O tamanho do pacote RLP segue a especificação IS-99 [1]. O valor médio da interferência normalizado pelo número de usuários é dado em função do desvio padrão do sombreamento lognormal e do expoente perda de percurso, considerando 18 células no sistema [13].

Parâmetro	Valor
L	3
$\frac{E_b}{N_0}$	20 dB
ϑ	4
G	128
σ_s	8 dB
$\frac{m_I}{N}$	0.89
$\sigma_{\lambda, dB}$	1 dB
I_{TCP}	4.288 bits
H_{TCP}	24 bits
N_{TCP}	4.312 bits
I_{RLP}	160 bits
H_{RLP}	32 bits
N_{RLP}	192 bits
n_{RLP}	27 pacotes
R_b	9600 bits/s

Tab. 3.1: Parâmetros usados na simulação e seus respectivos valores

As medidas de desempenho foram traçadas em função da carga do sistema, que é dada por:

$$\varphi = \frac{N - 1}{G} \quad (3.14)$$

As Figuras 3.8 e 3.9 apresentam a vazão de dados normalizada e atraso médio normalizado para o protocolo TCP, respectivamente, para o caso de um usuário em alta mobilidade. Tanto vazão de dados como atraso médio estão traçados em função da carga do sistema e parametrizados pelo número de retransmissões na camada RLP. Pode-se notar que a medida que

o número de retransmissões aumenta, o desempenho do sistema melhora consideravelmente. A norma IS-99 estabelece três retransmissões como o número máximo de retransmissões na camada RLP. Além do mais, a partir de três retransmissões não se tem ganho significativo de desempenho, como comprovado por [7] [8] . O desvanecimento para uma estação móvel em alta mobilidade é modelado como do tipo não-correlacionado, ou seja, a amplitude do desvanecimento varia bastante entre os bits transmitidos, mesmo se consecutivos. A proximidade entre as curvas analíticas e as curvas de simulação reflete a boa aproximação do modelo analítico usado.

As Figuras 3.10 e 3.11 apresentam a vazão de dados normalizada e atraso médio normalizado para o protocolo TCP, respectivamente, para o caso de um usuário em baixa mobilidade. Vazão de dados e atraso médio estão traçados em função da carga do sistema e parametrizados pelo número de retransmissões na protocolo RLP. Da mesma forma que na situação de alta mobilidade, nota-se que a medida que o número de retransmissões cresce, o desempenho do sistema melhora. No entanto, o comportamento da pilha TCP/RLP é melhor na situação de uma estação móvel em baixa mobilidade, do que em alta mobilidade, o que pode ser visto pelos maiores valores de carga alcançados. O desvanecimento para uma estação móvel em baixa mobilidade é modelado como do tipo correlacionado, ou seja, a amplitude do desvanecimento varia muito pouco entre os bits. As curvas analíticas e de simulação para baixa mobilidade apresentam uma pequena defasagem, um pouco maior que para o caso de alta mobilidade, mas ainda sim apresentam uma boa aproximação.

Os melhores resultados alcançados em baixa mobilidade vem do fato dos erros ocorrerem de forma concentrada em um pequeno número de pacotes RLP, enquanto em alta mobilidade, o mesmo número de erros ocorreria de forma distribuída em vários pacotes RLP. Como o protocolo RLP não faz correção, apenas detecção, ele precisaria fazer menos retransmissões no caso de baixa mobilidade, o que explica o melhor desempenho obtido.

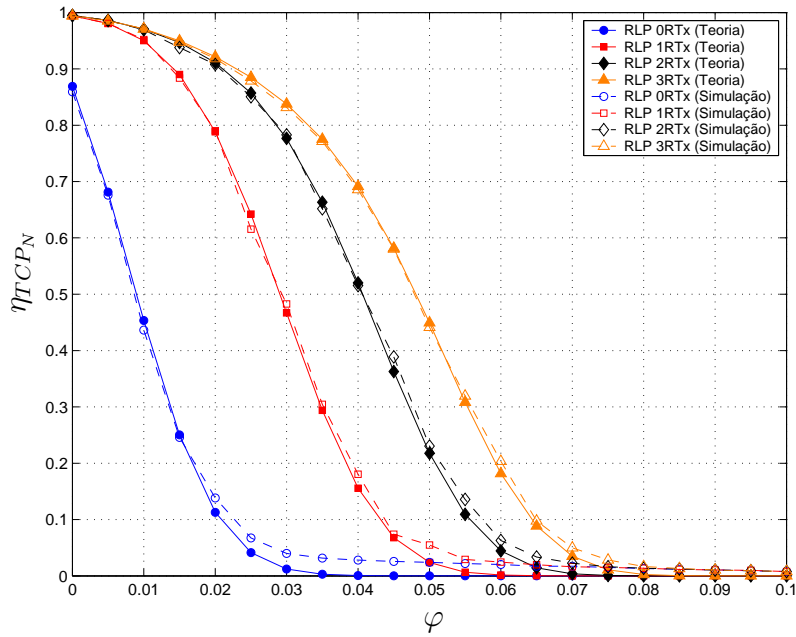


Fig. 3.8: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.

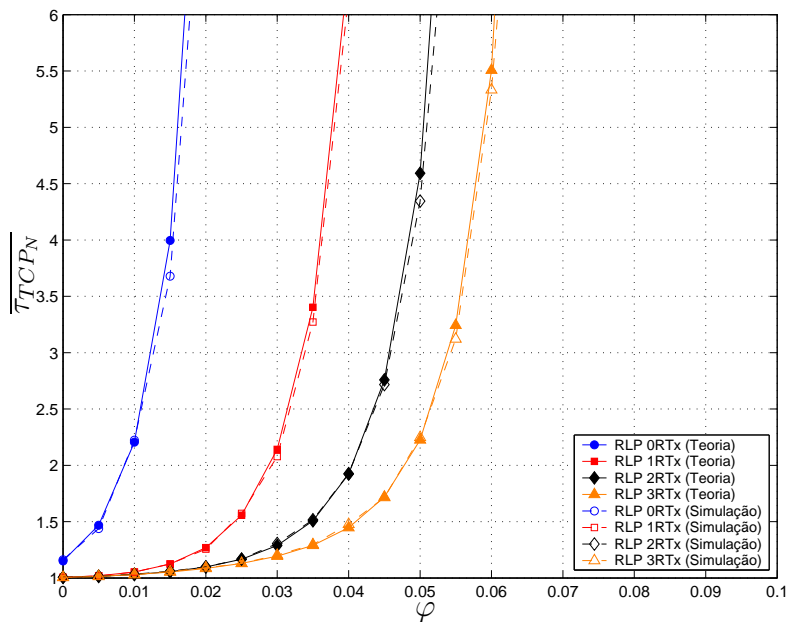


Fig. 3.9: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.

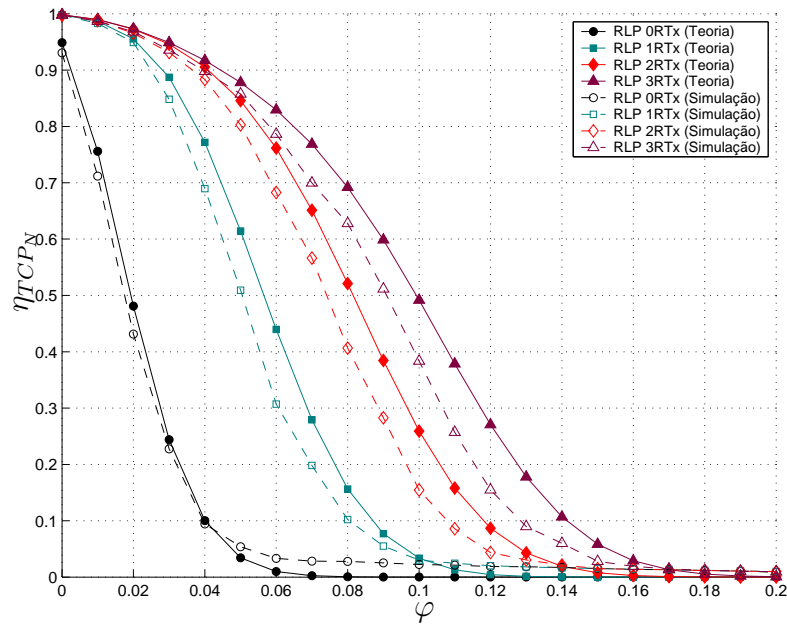


Fig. 3.10: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.

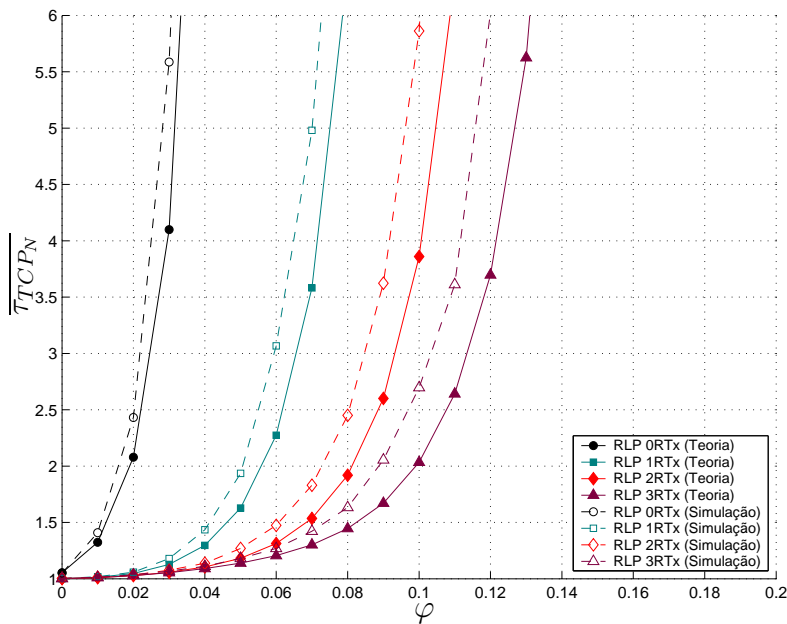


Fig. 3.11: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e do número de retransmissões na camada RLP.

Capítulo 4

A Estratégia ARQ Híbrido

Neste capítulo, descreve-se as estratégias de controle de erro ARQ (*Automatic Repeat Request*) e FEC (*Forward Error Correction*) e como a técnica ARQ Híbrido, combinação das duas estratégias anteriores, pode contribuir para tornar mais eficiente a interação TCP/RLP em um ambiente CDMA. Expressões analíticas e simulações mostram o comportamento do protocolo TCP quando a técnica ARQ é substituída pela técnica ARQ Híbrido no protocolo RLP.

4.1 Estratégias de Controle de Erro

A demanda por sistemas de transmissão de dados digitais confiáveis e eficientes vem aumentando consideravelmente nos últimos anos. Em um projeto de sistema de transmissão digital a principal preocupação é o controle de erros, de modo que uma reprodução confiável dos dados seja obtida. Uma das formas de realizar esse controle consiste no uso da estratégia ARQ. Neste esquema, quando erros são detectados no receptor, uma solicitação é enviada para o transmissor repetir os dados, isto acontece até que os dados sejam recebidos corretamente. Outra forma baseia-se no uso da estratégia FEC, onde códigos corretores de erros automaticamente corrigem erros no receptor.

4.1.1 Estratégias ARQ

Em um sistema ARQ, um código com boa detecção de erros é usado. Neste sistema, cada bloco de mensagem é convertido em um bloco de símbolos discretos chamado palavra-código. Quando uma palavra-código é recebida, é verificada a presença de erros, caso não haja detecção de erros, ela é entregue ao receptor. Ao mesmo tempo, o receptor notifica o transmissor, via o canal de retorno, que a palavra-código foi recebida corretamente. Se erros são detectados, o transmissor é instruído pelo canal de retorno, a retransmitir a mesma palavra-código.

A retransmissão continua até que a palavra-código seja recebida corretamente. Neste sistema, o recebimento de dados errados acontece somente se o receptor falha ao detectar a presença de erros. Ao utilizar-se um código conveniente, a probabilidade de ocorrer um erro não detectável torna-se bastante pequena.

Existem três tipos de sistemas ARQ básicos: *ARQ para-e-espera*, *ARQ retorna-N* e *ARQ repetição-seletiva*. No *ARQ para-e-espera*, o transmissor envia uma palavra-código para o receptor e espera por uma mensagem de indicação de recebimento positiva (ACK) ou negativa (NAK). Se um reconhecimento positivo (ACK) é recebido, nenhum erro foi detectado e o transmissor envia a próxima palavra-código. Por outro lado, se um reconhecimento negativo (NAK) é recebido, erros foram detectados e o transmissor reenvia a palavra-código anterior. Este esquema é simples e é usado em muitos sistemas de comunicação de dados. No entanto, o esquema ARQ para-e-espera é inerentemente ineficiente por causa do tempo de espera gasto para a indicação de recebimento de cada palavra-código transmitida. Um sistema de transmissão de dados *ARQ para-e-espera* é mostrado na Fig. 4.1.

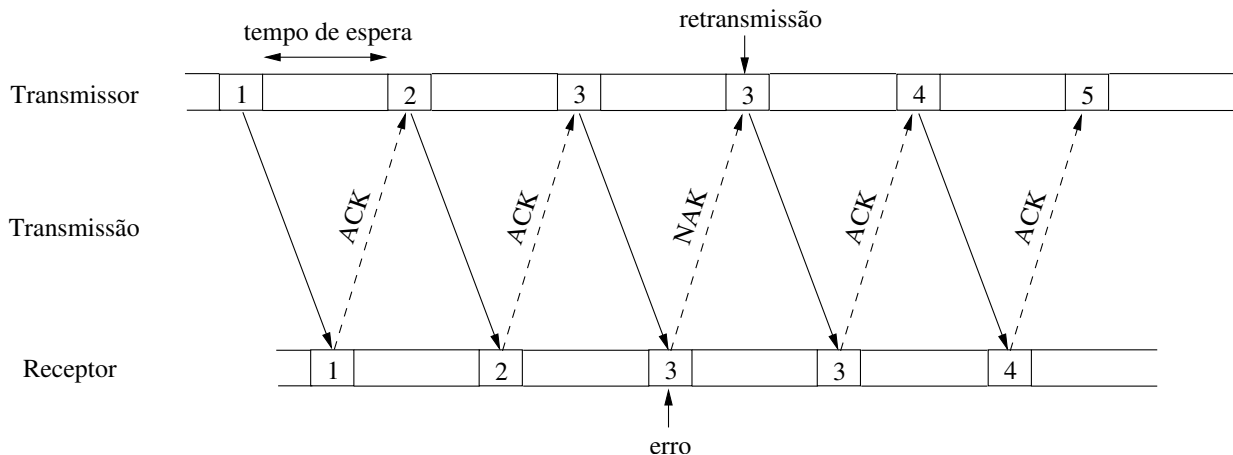


Fig. 4.1: ARQ para-e-espera

Quando o transmissor retransmite as palavras-código a partir da palavra-código com erro, tem-se o *ARQ retorna-N*. Como pode ser visto na Fig. 4.2, o atraso de ida-e-volta é definido como o tempo entre a transmissão de uma palavra-código e a recepção da indicação de recebimento daquela palavra-código. Por causa da transmissão contínua, o esquema *ARQ retorna-N* é mais eficiente que o *ARQ para-e-espera*, podendo ser implementado a um custo moderado. No entanto, esse esquema torna-se ineficiente quando o atraso de ida-e-volta é grande e a taxa de transmissão de dados é alta.

Quando o transmissor reenvia somente as palavras-código que receberam reconhecimento negativo, tem-se o *ARQ repetição-seletiva* (Fig. 4.3). Nesta estratégia deve existir um *buffer*¹

¹Buffer é um dispositivo de armazenagem temporária usado para compensar as diferenças na taxa de

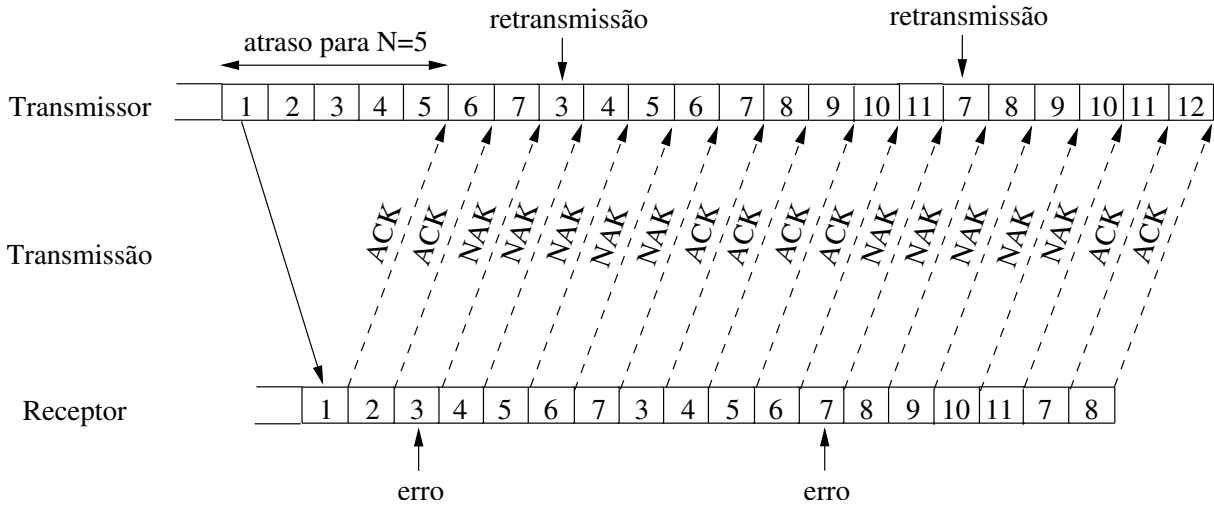


Fig. 4.2: ARQ retorna-N com N=5

no receptor para armazenar as palavra-códigos livres de erro que chegaram após a palavra-código recebida com erro. O ARQ *repetição-seletiva* é o mais eficiente entre os três esquemas básicos ARQ, no entanto, é também o mais complexo quanto a implementação.

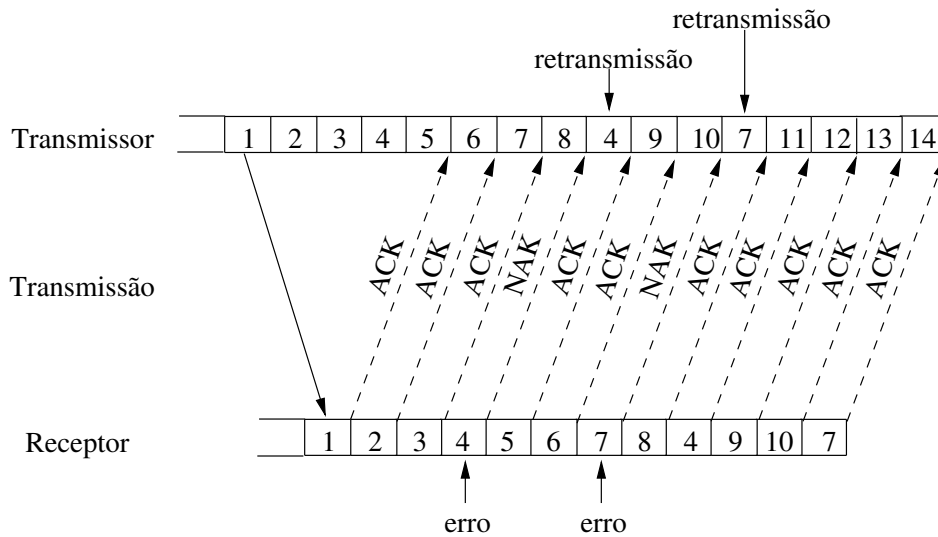


Fig. 4.3: ARQ repetição-seletiva

4.1.2 Estratégia FEC

A estratégia FEC utiliza códigos corretores de erro para corrigir erros detectados no receptor. Os dois tipos de códigos mais usados são: *códigos de bloco* e *códigos convolucionais*. Um bloco de mensagem é representado pela k -tupla binária $\mathbf{u} = (u_1, u_2, \dots, u_k)$ chamada mensagem.

dados e o fluxo de dados entre dois dispositivos.

Existe um total de 2^k mensagens distintas. O codificador transforma independentemente cada mensagem \mathbf{u} em uma n -tupla $\mathbf{v} = (v_1, v_2, \dots, v_n)$ de símbolos discretos chamada palavra-código, onde $n > k$.

Portanto, correspondendo às 2^k mensagens, existem 2^k palavras-código na saída do codificador. Este conjunto de 2^k palavras-código de tamanho n é chamado código de bloco (n, k) . A razão $R = k/n$ é chamada taxa de código. Além da taxa de código, outros parâmetros importantes são:

- **Distância de Hamming entre duas palavras-código:** é o número de posições nas quais duas palavras-código em um código diferem. É denotada por d_{ij} , para $i \neq j$.
- **Peso:** é o número de elementos não-zeros que uma palavra-código possui.
- **Distância mínima do código (d_{min}):** é o menor valor do conjunto d_{ij} para todas as palavras-código do código.

Como a palavra-código depende somente da mensagem correspondente, o codificador é dito sem memória. A Tab. 4.1 mostra um exemplo de código de bloco binário com $k = 4$ e $n = 7$, conhecido como código de Hamming (7,4).

Mensagens	Palavras-código
(0 0 0 0)	(0 0 0 0 0 0 0)
(1 0 0 0)	(1 1 0 1 0 0 0)
(0 1 0 0)	(0 1 1 0 1 0 0)
(1 1 0 0)	(1 0 1 1 1 0 0)
(0 0 1 0)	(1 1 1 0 0 1 0)
(1 0 1 0)	(0 0 1 1 0 1 0)
(0 1 1 0)	(1 0 0 0 1 1 0)
(1 1 1 0)	(0 1 0 1 1 1 0)
(0 0 0 1)	(1 0 1 0 0 0 1)
(1 0 0 1)	(0 1 1 1 0 0 1)
(0 1 0 1)	(1 1 0 0 1 0 1)
(1 1 0 1)	(0 0 0 1 1 0 1)
(0 0 1 1)	(0 1 0 0 0 1 1)
(1 0 1 1)	(1 0 0 1 0 1 1)
(0 1 1 1)	(0 0 1 0 1 1 1)
(1 1 1 1)	(1 1 1 1 1 1 1)

Tab. 4.1: Código de Bloco Binário com $k = 4$ e $n = 7$

O codificador para um código convolucional também transforma mensagens de k bits de informação (seqüência \mathbf{u}) em palavras-código (seqüência \mathbf{v}) de n símbolos. No entanto,

cada palavra-código não depende somente da mensagem correspondente, mas também das m mensagens anteriores. Portanto, o codificador tem memória de ordem m . O conjunto de seqüências codificadas produzidas por um codificador de k entradas, n saídas e memória de ordem m é chamado código convolucional (n, k, m) .

Capacidade de Detecção e Correção de Erro

Como a separação mínima entre um par de palavras-código é d_{min} , é possível para um padrão de erro de peso d_{min} transformar uma das 2^k palavras-código de um código em outra palavra-código. Quando isto acontece tem-se um *erro não-detectável*. De outra forma, se o número de erros é menor que d_{min} , detecta-se a presença de um ou mais erros. Dessa forma, um código de bloco (n, k) é capaz de detectar $d_{min} - 1$ erros.

A capacidade de correção de erro de um código também depende da distância mínima. Para determinar-se a capacidade de correção de erro de um código (n, k) , é conveniente enxergar as 2^k palavras-código como pontos de um espaço n -dimensional. Se cada palavra código é vista como o centro de uma esfera de raio (*distância de Hamming*) t , o maior valor que t pode ter, sem intercessão (ou tangência) de qualquer par de 2^k esferas, é $t = \lfloor \frac{1}{2}(d_{min} - 1) \rfloor$. Dentro de cada esfera existem todas as possíveis seqüências de distância menor ou igual a t da palavra-código válida. Conseqüentemente, cada vetor que cai dentro de uma esfera é associado a uma palavra-código no centro da esfera. Isto implica que um código (n, k) com distância mínima d_{min} é capaz de corrigir $t = \lfloor \frac{1}{2}(d_{min} - 1) \rfloor$ erros. A Fig. 4.4 é uma representação bi-dimensional das palavras-código e das esferas. Assim, um código pode ser usado para detectar $d_{min} - 1$ erros ou corrigir $t = \lfloor \frac{1}{2}(d_{min} - 1) \rfloor$ erros.

Decodificação

No recepção de um sistema digital de comunicação, um demodulador reduz cada forma de onda recebida a um escalar ou um vetor que representa uma estimativa do símbolo de dados transmitido (binário ou M -ário, onde $M = 2^b$, com b sendo o número de bits de informação associado a cada forma de onda do sinal). Um detector, em seguida ao demodulador, deve decidir o símbolo transmitido. Neste caso, o detector realiza uma *decisão abrupta*. O processo de decisão no detector é visto como uma forma de quantização da saída do demodulador, onde a *decisão abrupta* corresponde a uma quantização para $Q = 2^b$ níveis. Quando nenhuma quantização é executada ou ela é feita com $Q > 2^b$, ocorre uma *decisão suave*.

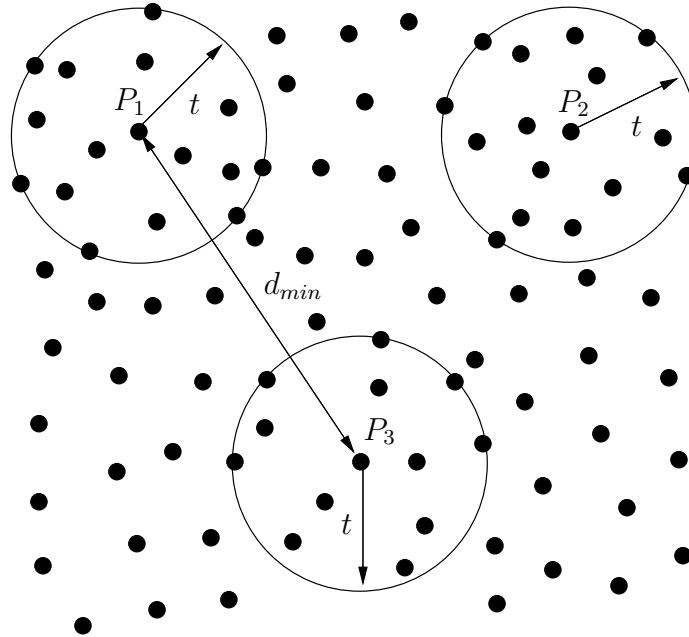


Fig. 4.4: Representação de palavras-código como centro de esferas de raio $t = \lfloor \frac{1}{2}(d_{min} - 1) \rfloor$

Códigos BCH

Os códigos Bose, Chaudhuri e Hocquenghem (BCH) formam uma grande classe de códigos cíclicos² corretores de erros aleatórios. Esta classe de códigos é uma notável generalização dos códigos de Hamming para correção de múltiplos erros. Códigos BCH binários foram apresentados por Hocquenghem em 1959 e independentemente por Bose e Chaudhuri em 1960. A estrutura cíclica destes códigos foi provada por Peterson em 1960 [9]. Entre os códigos BCH não binários, a mais importante sub-classe é a classe dos códigos Reed-Solomon. Os códigos Reed-Solomon foram introduzidos por Reed e Solomon em 1960 independentemente dos trabalhos de Hocquenghem, Bose e Chaudhuri.

Para quaisquer inteiros positivos $m(m \geq 3)$ e $t(t < 2^{m-1})$, códigos BCH binário podem ser construídos com os seguintes parâmetros:

- Tamanho do bloco: $n = 2^m - 1$
- Número de dígitos de verificação paridade: $n - k \leq mt$
- Distância mínima: $d_{min} \geq 2t + 1$

Claramente, estes códigos são capazes de corrigir qualquer combinação de t ou menos erros em um bloco de $n = 2^m - 1$ dígitos.

²Códigos cíclicos formam uma importante sub-classe de códigos lineares, que por sua vez são uma sub-classe de código de blocos.

Modificação de códigos

Freqüentemente a aplicação de codificação em sistemas de comunicação pode ser limitada pelo tamanho do bloco de código, n , ou pelo número de símbolos de informação, k , o que exige valores diferentes daqueles que um projetista de código preferiria. Nesses casos, o código pode ser modificado para atender às limitações particulares de n ou k . Isto pode ser feito pelo aumento do tamanho do bloco através da adição de símbolos de informação ou paridade, pela diminuição do tamanho do bloco através da omissão de símbolos de informação ou verificação, ou pelo aumento ou diminuição do número de palavras-código enquanto mantém-se o tamanho do bloco constante.

4.1.3 Estratégia ARQ Híbrido

A técnica ARQ é simples e fornece alta confiabilidade ao sistema. No entanto, uma desvantagem percebida em sistemas ARQ é que a sua vazão de dados cai rapidamente com o aumento da taxa de erro do canal. Já os sistemas FEC conseguem manter a vazão de dados constante (igual a taxa de código $R=k/n$) apesar da taxa de erro do canal. Contudo, os sistemas FEC apresentam duas desvantagens. Primeira, quando um vetor recebido é detectado em erro, ele deve ser decodificado e os dados decodificados devem ser entregues, apesar de não se saber se a decodificação ocorreu corretamente. Como a probabilidade de erro de decodificação é muito maior que a probabilidade de um erro não detectável, torna-se difícil conseguir alta confiabilidade com FEC. Segunda, para obter-se alta confiabilidade do sistema, um código poderoso e longo deve ser usado e uma grande coleção de padrões de erros devem ser corrigidos. Por estas razões, ARQ é freqüentemente preferido sobre FEC para controle de erro em sistemas de comunicação de dados, como também em redes de dados comutadas por pacotes e redes de comunicação de computador, onde os dados não precisam ser entregues imediatamente ao destinatário. No entanto, em sistemas de comunicação onde o canal de retorno não está disponível ou a retransmissão não é possível por algumas razões, tais como, informações transmitidas em tempo real, FEC torna-se a única escolha.

A alternativa para superar as desvantagens dos sistemas ARQ e FEC encontra-se na combinação apropriada dessas duas estratégias de controle de erro. Tal combinação recebe a denominação de ARQ Híbrido [9]. Um sistema ARQ Híbrido consiste em um subsistema FEC contido em um sistema ARQ. A função da parte FEC é reduzir a freqüência de retransmissão corrigindo os padrões de erros que ocorrem mais freqüentemente. Isto aumenta a vazão de dados do sistema. Quando um padrão de erros menos freqüente ocorre e é detectado, o receptor solicita uma retransmissão ao invés de passar uma mensagem não confiável para o usuário. Isto aumenta a confiabilidade do sistema. Como resultado, uma conveniente

combinação de ARQ e FEC forneceria maior confiabilidade que um esquema FEC sozinho e uma maior vazão de dados que um sistema com somente o esquema ARQ. Além disso, a implementação do decodificador torna-se simples já que ele é projetado para corrigir uma pequena coleção de padrões de erros. O esquema FEC pode ser incorporado a qualquer um dos três esquemas ARQ básicos.

Um esquema ARQ Híbrido simples consiste no uso de um código linear (n,k) , o qual é projetado para correção e detecção de erro simultaneamente. Quando um vetor recebido é detectado em erro, o receptor tenta primeiro localizar e corrigir os erros. Se o número de erros (ou o tamanho de um surto de erros) está dentro da capacidade de correção de erro projetada do código, os erros serão corrigidos e os dados decodificados serão passados para o usuário ou salvos em um *buffer* até que possam ser entregues. Se um padrão de erro não corrigível é detectado, o receptor rejeita o vetor recebido e solicita uma retransmissão. Quando um vetor retransmitido é recebido, o receptor tenta novamente corrigir os erros (se existirem). Se a decodificação não é bem sucedida, o receptor de novo rejeita o vetor recebido e solicita outra retransmissão. Este processo de correção de erro e retransmissão continua até que o vetor seja um vetor código ou um vetor decodificável. Como exemplo, um sistema ARQ Híbrido poderia utilizar um código BCH (255,179). Este código tem distância mínima 21 e capacidade de correção de erro 10. No entanto, ele pode ser usado para corrigir 5 ou menos erros e simultaneamente detectar qualquer combinação entre 6 e 15 erros, inclusive. Se um padrão de erro com 5 ou menos erros ocorre, ele será detectado e corrigido. Se um padrão de erro com mais de 5 e menos que 16 erros ocorre, ele será detectado. Neste caso, o receptor solicitará uma retransmissão do vetor errado.

Neste esquema ARQ Híbrido geralmente tem-se um aumento do cabeçalho para cada transmissão e retransmissão. Isto acontece devido ao aumento do número de bits de paridade necessários, uma vez que um código usado neste esquema deve ser capaz de corrigir uma certa coleção de padrões de erros e simultaneamente detectar outros padrões de erros. Entretanto, este aumento de bits de redundância é compensado pelo menor número de retransmissões. Este esquema ARQ Híbrido descrito é denominado de esquema *ARQ Híbrido tipo I*. O segundo tipo (*ou tipo II*) de esquema ARQ Híbrido é baseado na idéia de que os dígitos de verificação de paridade para correção de erro são enviados para o receptor somente quando eles são necessários. Neste esquema, a mensagem, antes de ser transmitida, é codificada por um código projetado somente para detecção. Ao mesmo tempo, bits de paridade computados usando um código inversível³ são armazenados no transmissor. Se a transmissão não é bem sucedida, os bits de paridade armazenados são enviados para o receptor.

³Um código é dito ser inversível se, conhecendo-se somente os bits de paridade do vetor de código, pode-se determinar os bits de informação correspondentes por um processo de inversão.

4.2 Desempenho TCP/RLP utilizando ARQ Híbrido

Nesta seção, avalia-se o comportamento da pilha TCP/RLP em um ambiente CDMA ao substituir-se a estratégia ARQ pela estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP. Da mesma forma que no capítulo anterior, utiliza-se vazão de dados e atraso médio do protocolo TCP como parâmetros de avaliação de desempenho.

O esquema ARQ Híbrido escolhido é o do *tipo I*. O código utilizado é um código de bloco (175,99). Este código foi obtido a partir do encurtamento [17] do código BCH (255,179) que possui capacidade de correção de erro 10 e distância mínima 21. Esta modificação manteve tanto a capacidade de correção quanto a distância mínima do código original. Entretanto, as capacidades de correção (t_p) e detecção (d_p) de erro do código são variadas de forma a obter-se várias configurações de ARQ Híbrido. A Tab. 4.2 ilustra os esquemas projetados. Além disso, adicionou-se alguns bits de cabeçalho no pacote RLP para serem usados pelo protocolo RLP para controle (tipo do bloco, contador do número de seqüência, redundância, etc...) [16]. Outro objetivo dessa adição extra de bits de controle foi manter o tamanho do pacote RLP especificado pela norma IS-99 [1].

t_p	d_p
0	[1, 20]
1	[2, 19]
2	[3, 18]
3	[4, 17]
4	[5, 16]
5	[6, 15]
6	[7, 14]
7	[8, 13]
8	[9, 12]
9	[10, 11]
10	-

Tab. 4.2: Esquemas projetados de ARQ Híbrido

O processo de decodificação utilizado é baseado na decisão abrupta devido ao comprimento longo do código. A parte ARQ é composta de um esquema de repetição seletiva utilizando NAK, o que significa que a ocorrência de retransmissões está restrita ao envio de solicitação pelo receptor.

4.2.1 Probabilidade de erro do pacote RLP

Devido a velocidade de deslocamento da estação móvel ser considerada, a P_{RLP} pode ser determinada em duas situações: usuários em alta e baixa mobilidade. Portanto:

Alta Mobilidade

Como considera-se decisão abrupta [14] no decodificador, define-se a probabilidade de não ocorrer erro ou ocorrer um padrão de erro corrigível no pacote RLP por:

$$P_{aRLP} = \sum_{i=0}^{t_p} \binom{N_{RLP}}{i} P_{bc}^i (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-i} \quad (4.1)$$

onde t_p é a capacidade de correção de erro projetada do código, N_{RLP} é o número de bits em um pacote RLP e P_{bc} representa a probabilidade de erro de bit codificado, dada por (2.34).

A probabilidade de ocorrer um padrão de erro detectável no pacote RLP é dada por:

$$P_{rRLP} = \sum_{m=d_{pi}}^{d_{ps}} \binom{N_{RLP}}{m} P_{bc}^m (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-m} \quad (4.2)$$

onde d_{pi} e d_{ps} são os limites inferior e superior, respectivamente, do intervalo onde ocorre detecção de erros, ou seja, é o intervalo de retransmissão, dados por $d_{pi} = t_p + 1$ e $d_{ps} = d_{min} - d_{pi}$.

Conseqüentemente, a probabilidade de ocorrer um padrão de erro não detectável no pacote RLP é dada por:

$$P_{eRLP} = \sum_{n=d_{ps}+1}^{N_{RLP}} \binom{N_{RLP}}{n} P_{bc}^n (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-n} \quad (4.3)$$

Baixa Mobilidade

De maneira análoga ao caso de alta mobilidade, define-se a probabilidade de ocorrer um padrão de erro corrigível no pacote RLP para o caso de baixa mobilidade por:

$$P_{aRLP} = \sum_{i=0}^{t_p} \int_0^\infty \int_0^\infty \left[\binom{N_{RLP}}{i} P_{bc}^i (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-i} \right] p_\lambda(\lambda) p_\alpha(\alpha) d\lambda d\alpha \quad (4.4)$$

A probabilidade de ocorrer um padrão de erro detectável no pacote RLP é dada por:

$$P_{rRLP} = \sum_{m=d_{pi}}^{d_{ps}} \int_0^\infty \int_0^\infty \left[\binom{N_{RLP}}{m} P_{bc}^m (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-m} \right] p_\lambda(\lambda) p_\alpha(\alpha) d\lambda d\alpha \quad (4.5)$$

Por fim, a probabilidade de ocorrer um padrão de erro não detectável no pacote RLP é dada por:

$$P_{eRLP} = \sum_{n=d_{ps}+1}^{N_{RLP}} \int_0^\infty \int_0^\infty \left[\binom{N_{RLP}}{n} P_{bc}^n (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-n} \right] p_\lambda(\lambda) p_\alpha(\alpha) d\lambda d\alpha \quad (4.6)$$

4.2.2 Atraso Médio de segmentos TCP

A perda de um segmento TCP vai depender do tipo de erro ocorrido no pacote RLP. Portanto, pode-se dividir a probabilidade de ocorrer erro em um segmento TCP em duas situações. A primeira situação acontece quando ocorrem somente padrões de erros não detectáveis em no mínimo um pacote RLP, não havendo assim retransmissões na camada RLP. Dessa forma, pode-se definir a probabilidade de ocorrer erro no segmento TCP por:

$$P_{eTCP} = \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{eRLP}^{j_0} (1 - P_{eRLP})^{n_{RLP}-j_0}$$

onde n_{RLP} é o número de pacotes RLP necessários para fragmentar um segmento TCP e P_{eRLP} representa a probabilidade de ocorrer um erro não detectável no pacote RLP, dada por (4.3) ou (4.6), dependendo da mobilidade do usuário.

Na outra situação, só ocorrem padrões de erro detectáveis em pelo menos um pacote RLP. Dessa forma, assumindo que existe um limite máximo de r retransmissões na camada RLP com o objetivo de entregar o segmento TCP livre de erros para a camada TCP, pode-se definir a probabilidade de ocorrer erro no segmento TCP por:

$$\begin{aligned} P_{rTCP} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{rRLP}^{j_0} (1 - P_{rRLP})^{n_{RLP}-j_0} \\ &\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{rRLP}^{j_1} (1 - P_{rRLP})^{j_0-j_1} \\ &\dots \sum_{j_r=1}^{j_{r-1}} \binom{j_{r-1}}{j_r} P_{rRLP}^{j_r} (1 - P_{rRLP})^{j_{r-1}-j_r} \end{aligned} \quad (4.7)$$

onde:

j_0 representa o número de pacotes RLP errados na transmissão;

j_r representa o número de pacotes RLP errados na retransmissão r ;

P_{rRLP} representa a probabilidade de ocorrer um padrão de erro detectável no pacote RLP, dada por (4.2) ou (4.5), dependendo da mobilidade do usuário.

Considerando a ocorrência das duas situações, a probabilidade total de um segmento TCP estar errado é dada por:

$$P_{tTCP} = P_{eTCP} + P_{rTCP} - P_{eTCP}P_{rTCP} \quad (4.8)$$

O tempo médio necessário para transmitir um segmento TCP, sem considerar se esse segmento foi remontado com sucesso, é dado por:

$$T_{TCP} = \frac{1 - (P_{rRLP})^{r+1}}{1 - P_{rRLP}} \tau_{TCP,min} \quad (4.9)$$

onde $\tau_{TCP,min}$ é o tempo mínimo necessário para um segmento TCP ser transmitido, que é dado por:

$$\tau_{TCP,min} = n_{RLP}T_{RLP} + \tau_p \quad (4.10)$$

onde τ_p é o tempo de propagação.

O atraso médio de segmentos TCP é dado por:

$$\overline{\tau}_{TCP} = \frac{T_{TCP}}{1 - P_{tTCP}} \quad (4.11)$$

onde P_{tTCP} é a probabilidade total de erro do segmento TCP, dada por (4.8).

Substituindo (4.9) em (4.11) e normalizando pelo tempo mínimo $\tau_{TCP,min}$, obtém-se o atraso médio de segmentos TCP normalizado pelo tempo mínimo:

$$\overline{\tau}_{TCP_N} = \frac{1 - (P_{rRLP})^{r+1}}{(1 - P_{rRLP})(1 - P_{tTCP})} \quad (4.12)$$

4.2.3 Vazão de Dados de segmentos TCP

Como definido no capítulo anterior, a vazão de dados normalizada e o atraso médio normalizado possuem relação inversamente proporcional, logo:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{1}{\overline{\tau}_{TCP_N}} \quad (4.13)$$

4.3 Análise dos Resultados

A Tab. 4.3 mostra os valores utilizados na obtenção dos resultados teóricos e simulados. Para o segmento TCP foi utilizado o tamanho de segmento máximo (MSS) e formato de cabeçalho comprimido [8]. O tamanho do pacote RLP segue a especificação IS-99 [1]. O valor médio

da interferência normalizado pelo número de usuários é dado considerando monitoração do sinal dos usuários por 3 estações base [13].

Parâmetro	Valor
L	3
$\frac{E_b}{N_0}$	20 dB
ϑ	4
G	128
σ_s	8 dB
m_I	0.89
$\sigma_{\lambda,dB}$	1 dB
I_{TCP}	4.288 bits
H_{TCP}	24 bits
N_{TCP}	4.312 bits
I_{RLP}	99 bits
H_{RLP}	93 bits
N_{RLP}	192 bits
n_{RLP}	44 pacotes
R_b	9600 bits/s

Tab. 4.3: Parâmetros usados na simulação e seus respectivos valores

A vazão de dados está normalizada pela taxa de informação e ganho de processamento de bit codificado enquanto o atraso médio está normalizado pelo tempo mínimo. Ambas as medidas de desempenho foram traçadas em função da carga do sistema, que é dada por:

$$\varphi = \frac{N - 1}{G} \quad (4.14)$$

Como a velocidade de deslocamento do terminal móvel é um ponto preponderante na obtenção dos resultados, para facilitar a apresentação dos gráficos são consideradas duas situações: o terminal móvel em alta e baixa mobilidade.

4.3.1 Alta Mobilidade

As Figuras 4.5 e 4.6 mostram a vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, respectivamente, em função da carga do sistema. Considera-se apenas uma repetição na camada RLP. A capacidade de correção do código (t_p) e a capacidade de detecção ou intervalo de retransmissão (d_p) são variados. O esquema que utiliza a capacidade de correção total do código, ou seja 10, não efetuando assim retransmissões, apresenta desempenho superior ao esquema que utiliza correção de até 7 bits e intervalo de retransmissão de 8 à 13 bits em cada pacote RLP. Porém, o esquema ARQ Híbrido que utiliza um código com capacidade de

correção até 9 bits e capacidade de detecção de 10 a 11 bits obtém o melhor resultado entre os esquemas projetados. Isto pode ser visto pelo comportamento das curvas na Fig. 4.5, onde observa-se que para uma carga de 13% da célula a estratégia com $t_p = 7$ e $d_p = [8, 13]$ apresenta o valor para vazão de dados normalizada de aproximadamente 0,12, a estratégia com $t_p = 10$ apresenta 0,30 e a estratégia com $t_p = 9$ e $d_p = [10, 11]$ apresenta 0,52. Para o atraso médio normalizado (Fig. 4.6), observa-se que para uma carga de 12% da célula a estratégia com $t_p = 7$ e $d_p = [8, 13]$ apresenta o valor de aproximadamente 2,50, a estratégia com $t_p = 10$ apresenta 1,80 e a estratégia com $t_p = 9$ e $d_p = [10, 11]$ apresenta 1,30.

Vazão de dados e atraso médio normalizados para o protocolo TCP, em função da carga do sistema são apresentados nas Figuras 4.7 e 4.8, respectivamente. São consideradas duas retransmissões na camada RLP. Capacidade de correção do código e intervalo de retransmissão são variados. O aumento do número de retransmissões melhora o desempenho dos esquemas ARQ Híbrido. O esquema de correção de até 7 bits e intervalo de retransmissão de 8 à 13 bits passa agora a ter desempenho melhor que o esquema com capacidade de correção 10 sem retransmissão, o que não acontecia para o caso de uma retransmissão na camada RLP. Para duas retransmissões na camada RLP, o esquema utilizando capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de 9 a 12 bits é o que apresenta o melhor resultado entre os esquemas projetados. Na Fig. 4.7, para uma carga de 14% da célula, a estratégia com $t_p = 10$ apresenta para vazão de dados normalizada o valor aproximado de 0,10, a estratégia com $t_p = 7$ e $d_p = [8, 13]$ apresenta 0,22 e a estratégia com $t_p = 8$ e $d_p = [9, 12]$ apresenta 0,43. A Fig. 4.8 apresenta o atraso médio normalizado, nela observa-se que correspondendo a uma carga de 13% da célula a estratégia com $t_p = 10$ apresenta o valor aproximado de 3,35, a estratégia com $t_p = 7$ e $d_p = [8, 13]$ apresenta 1,95 e a estratégia com $t_p = 8$ e $d_p = [9, 12]$ apresenta 1,5.

Com três retransmissões na camada RLP, os esquemas projetados tem o desempenho novamente melhorado, com exceção do esquema com capacidade de correção 10, que é sem retransmissão. Os esquemas com maior intervalo de retransmissão têm ganho maior do que aqueles com menor intervalo. No entanto, como no caso de duas repetições na camada RLP, o esquema de capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de 9 à 12 bits ainda apresenta o melhor resultado entre os esquemas projetados. A Fig. 4.9 apresenta a vazão de dados normalizada para o protocolo TCP. Para uma carga de 13% da célula, a estratégia com $t_p = 8$ e $d_p = [9, 12]$ obtém o valor de 0,73 para a vazão de dados normalizada. Enquanto as estratégias com $t_p = 9$ e $d_p = [10, 11]$ e $t_p = 10$ obtém os valores próximos de 0,58 e 0,30, respectivamente. Para o atraso médio normalizado, ilustrado na figura 4.10, considerando uma carga de 13% da célula, a estratégia com $t_p = 8$ e $d_p = [9, 12]$ obtém o menor valor para o atraso médio normalizado: 1,4. As estratégias com $t_p = 9$ e $d_p = [10, 11]$ e $t_p = 10$ obtém

os valores próximos de 1,80 e 3,35, respectivamente.

Vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, em função da carga do sistema, são mostrados nas Figuras 4.11 e 4.12, respectivamente. Considera-se que o código implementado na parte FEC do esquema ARQ Híbrido possua capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de erro de 9 à 12 bits em cada pacote RLP. O número de retransmissões é variado na camada RLP. Observa-se que para uma mesma carga, o aumento do número de retransmissões proporciona maiores valores de vazão de dados e menores valores de atraso médio. O número máximo de três retransmissões obtém o melhor resultado entre os valores adotados. A partir de três retransmissões não existe um ganho significativo no desempenho do sistema.

As Figuras 4.13 e 4.14 comparam as estratégias de controle de erro para vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, respectivamente, em função da carga do sistema. Considera-se que o código implementado na parte FEC do esquema ARQ Híbrido possua capacidade de correção até 8 bits e intervalo de retransmissão de 9 à 12 bits em cada pacote RLP. O número de retransmissões é fixado no máximo em três na camada RLP. Pode-se ver que o esquema ARQ Híbrido fornece um ganho significativo no desempenho do sistema. Com o esquema ARQ Híbrido, pode-se proporcionar valores iguais de vazão de dados e atraso médio que o ARQ básico com fatores de carga da célula bem maiores.

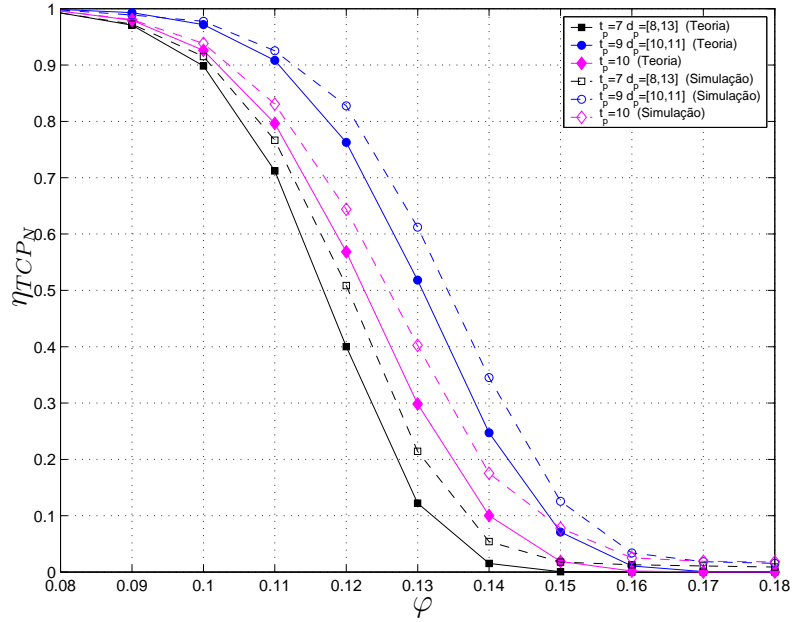


Fig. 4.5: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.

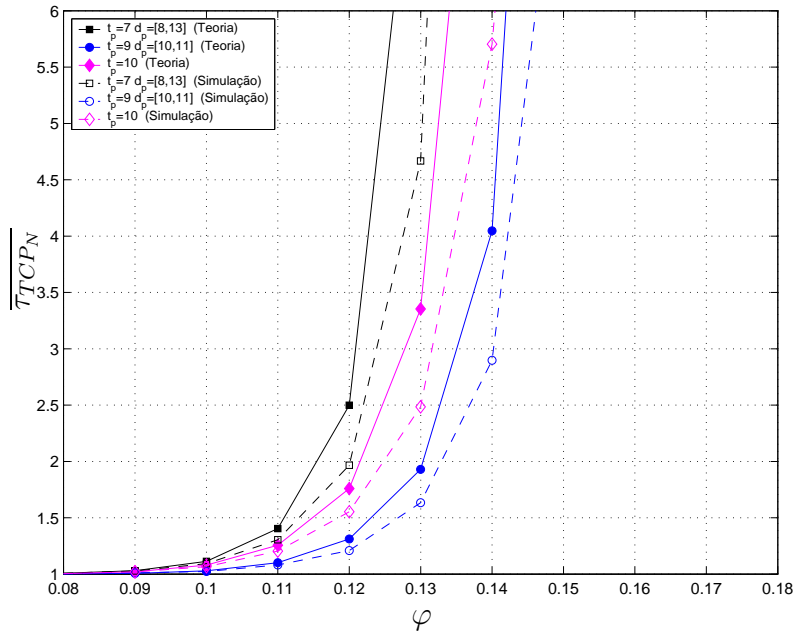


Fig. 4.6: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.

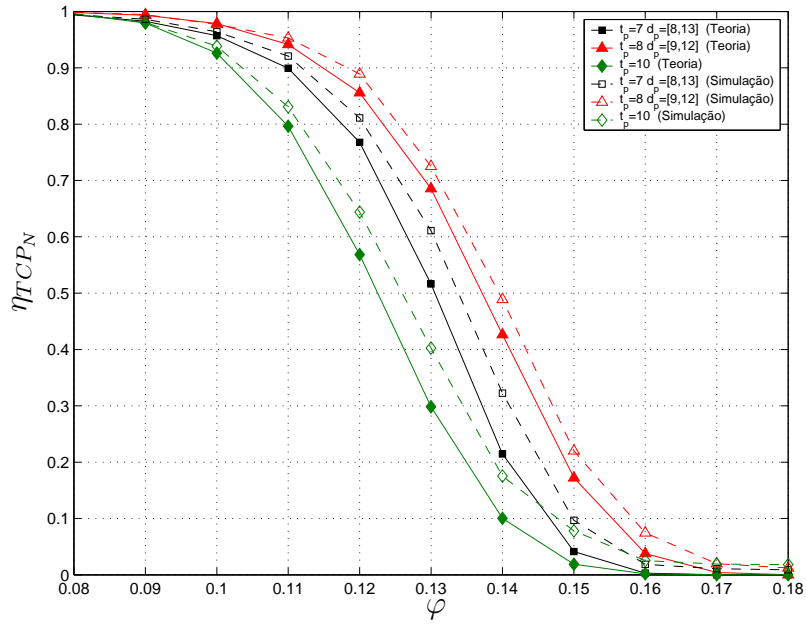


Fig. 4.7: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.

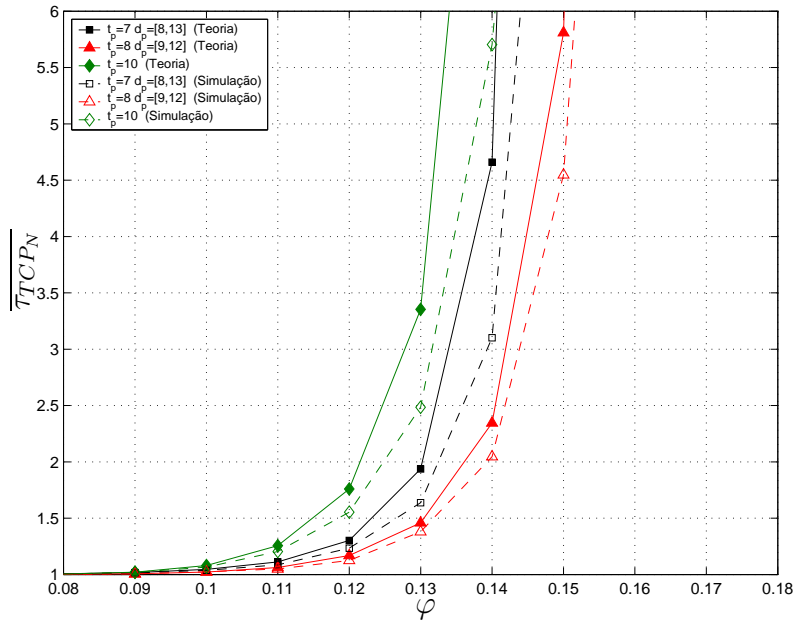


Fig. 4.8: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.

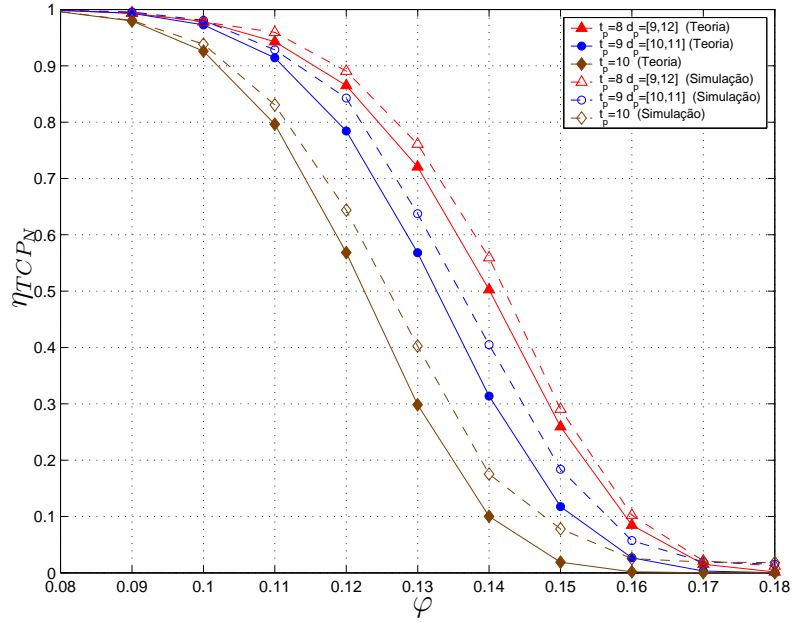


Fig. 4.9: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.

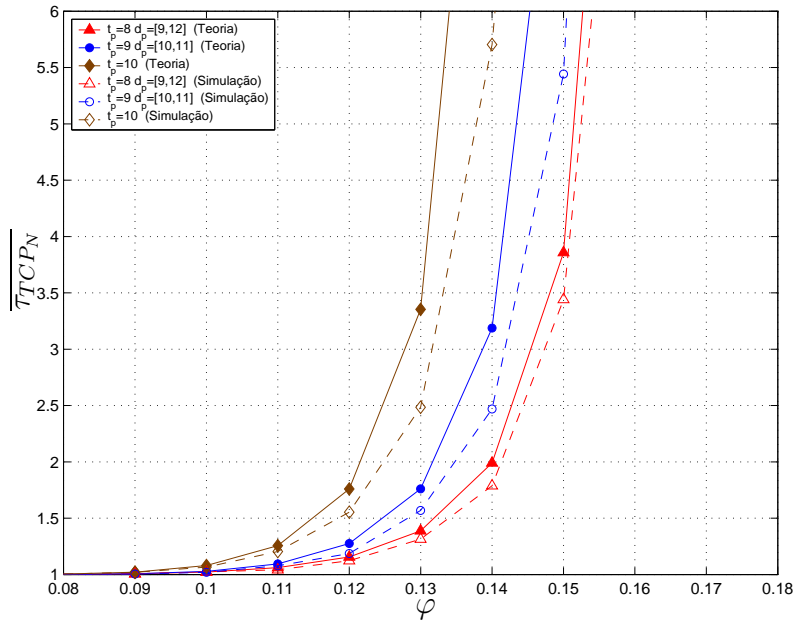


Fig. 4.10: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.

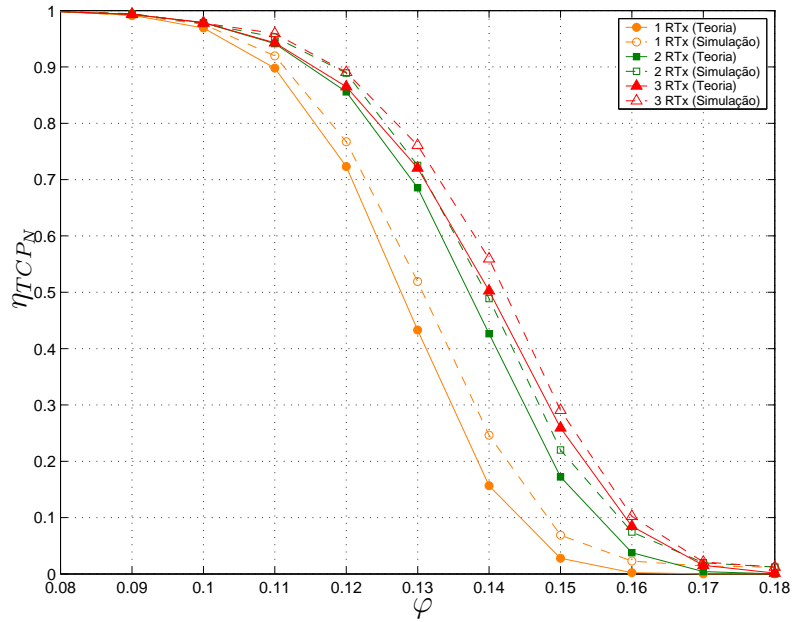


Fig. 4.11: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pelo número de retransmissões. Considera-se um código com capacidade de correção 8 e capacidade de detecção [9,12].

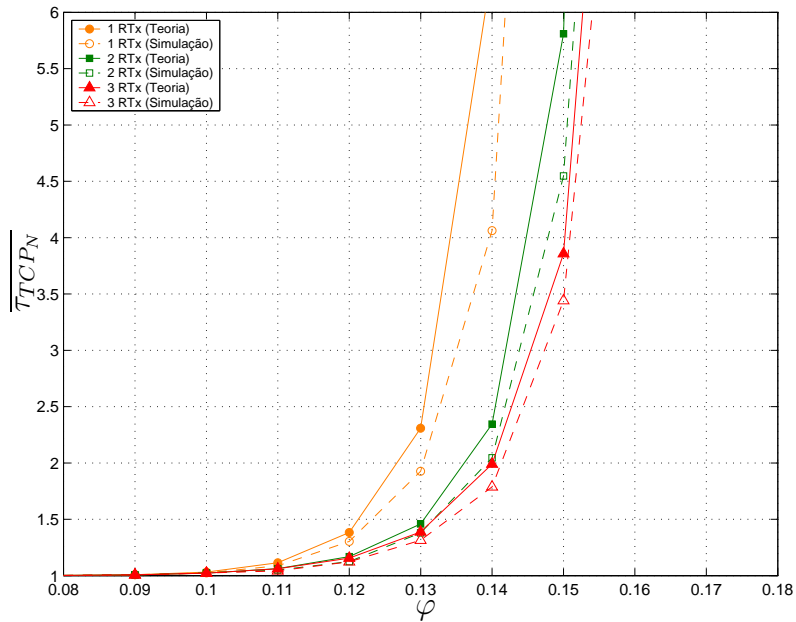


Fig. 4.12: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pelo número de retransmissões. Considera-se um código com capacidade de correção 8 e capacidade de detecção [9,12].

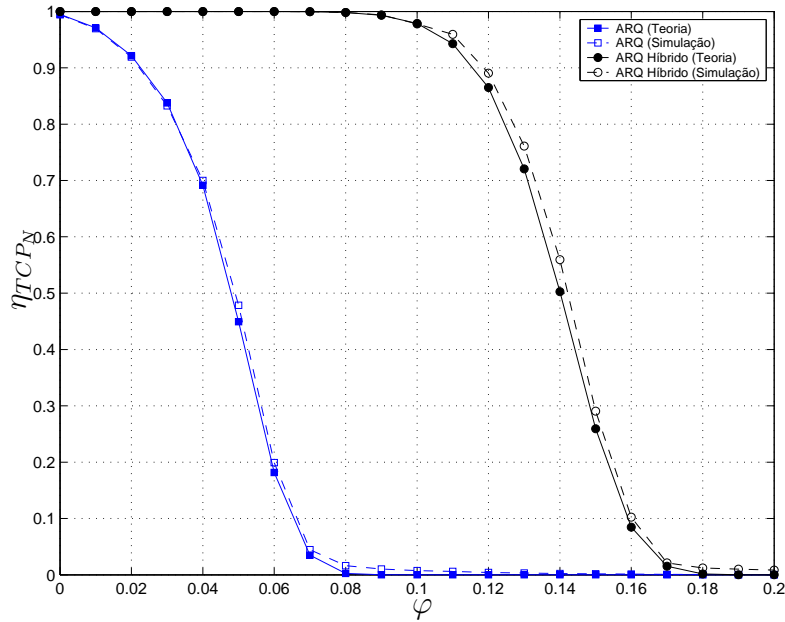


Fig. 4.13: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema, parametrizada pelo tipo de estratégia de controle de erro. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.

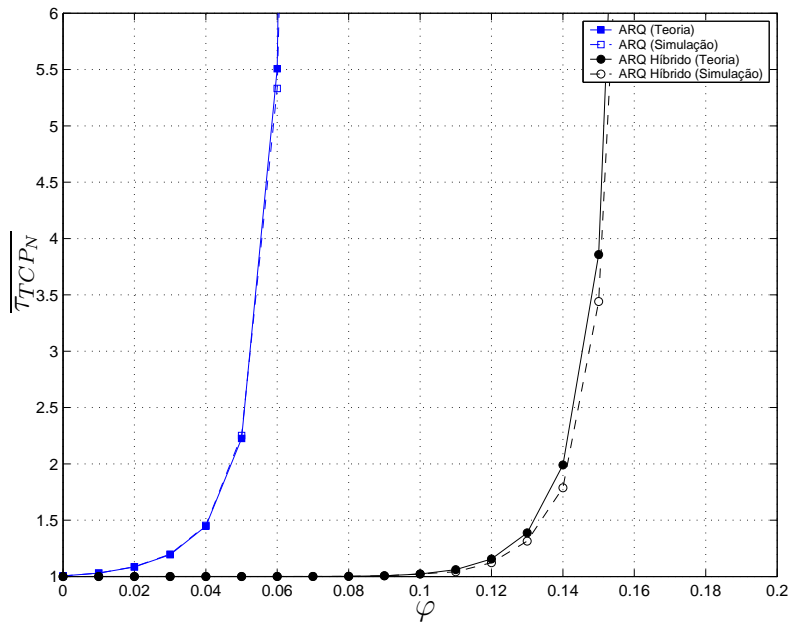


Fig. 4.14: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em alta mobilidade, em função da carga do sistema, parametrizado pelo tipo de estratégia de controle de erro. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.

4.3.2 Baixa Mobilidade

As Figuras 4.15 e 4.16 mostram a vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, respectivamente, em função da carga do sistema. Considera-se uma retransmissão na camada RLP. Considera-se que o código implementado na parte FEC do esquema ARQ Híbrido possui capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de 9 à 12 bits em cada pacote RLP. Este foi o esquema projetado que obteve os melhores resultados. A curva teórica para o esquema ARQ básico (considerando o mesmo número de retransmissões) é novamente mostrada para fins de comparação. Como pode ser visto, o esquema ARQ Híbrido apresenta desempenho inferior ao ARQ básico. Como os erros ocorrem em surtos (desvanecimento correlacionado), a capacidade de correção do código praticamente não atua, o que se acontecesse, aumentaria a vazão de dados e diminuiria o atraso médio, pois reduziria o número de retransmissões. Além disso, o esquema ARQ Híbrido apresenta mais bits de cabeçalho e menor capacidade de detecção, o que explica o seu desempenho pior. Observa-se na Fig. 4.15, que para uma carga de 6% da célula, o esquema ARQ Híbrido obtém o valor aproximado de 0,28 para a vazão de dados normalizada enquanto o esquema ARQ básico obtém 0,44. A Fig. 4.16 mostra o atraso médio normalizado. Nesta medida de desempenho, para uma carga de 4% da célula, o esquema ARQ Híbrido obtém um valor próximo de 1,75 ao passo que o esquema ARQ básico obtém um valor próximo de 1,35.

Ao considerar-se duas e três retransmissões na camada RLP, o esquema ARQ básico melhora o seu desempenho ao diminuir o número de pacotes corrompidos entregues ao protocolo TCP, enquanto, o esquema ARQ Híbrido mantém o mesmo desempenho, devido a sua limitada capacidade de detecção e ineficiente capacidade de correção. Isto pode ser visto nas Figuras 4.17, 4.18, 4.19 e 4.20. Elas mostram a vazão de dados e atraso médio normalizados para o protocolo TCP considerando duas e três retransmissões. O código implementado na parte FEC do esquema ARQ Híbrido possui capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de erro de 9 à 12 bits.

A dificuldade do ARQ Híbrido em lidar com erros em surtos pode ser contornada com o entrelaçamento dos dados, o que tornaria o seu desempenho em baixa mobilidade igual ao de alta mobilidade. Outra solução seria a utilização de códigos concatenados adequados para correção de erros em surtos. No entanto, esta solução causaria um aumento do pacote RLP.

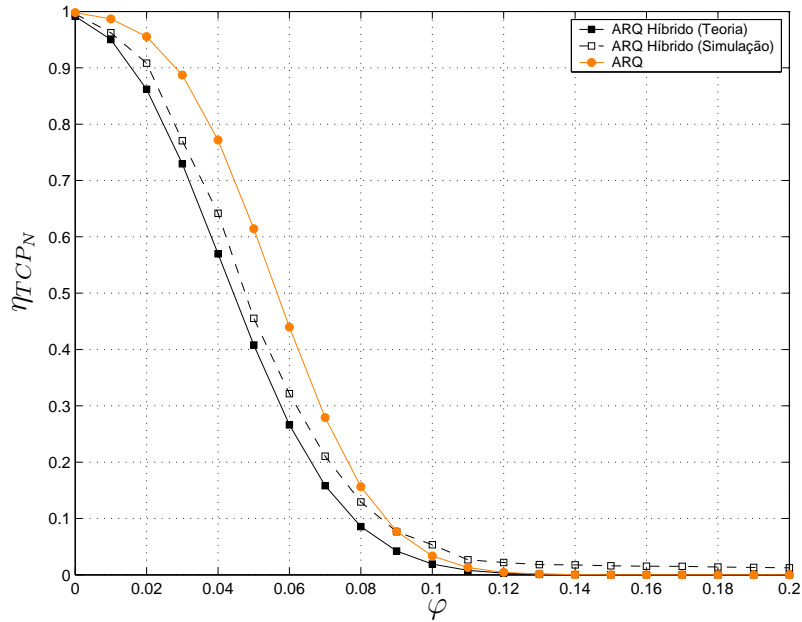


Fig. 4.15: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.

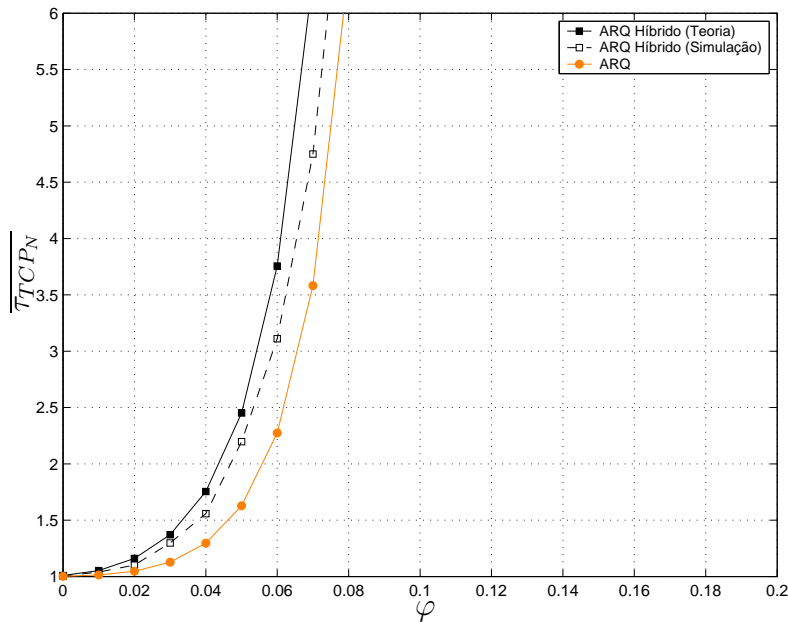


Fig. 4.16: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se uma retransmissão no protocolo RLP.

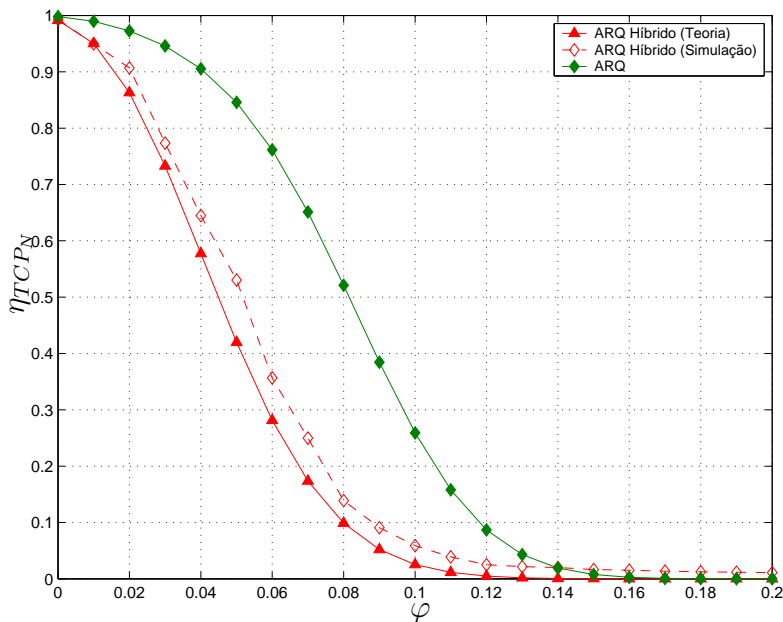


Fig. 4.17: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.

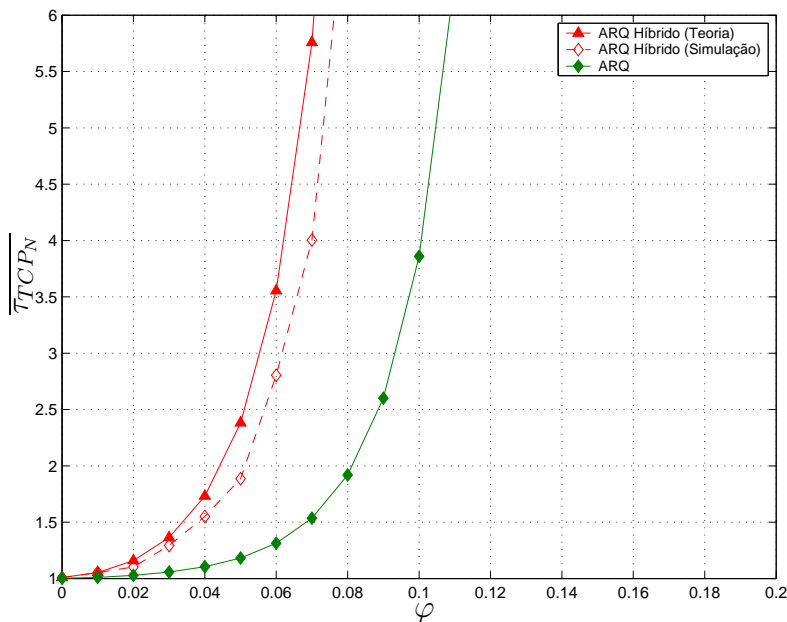


Fig. 4.18: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se duas retransmissões no protocolo RLP.

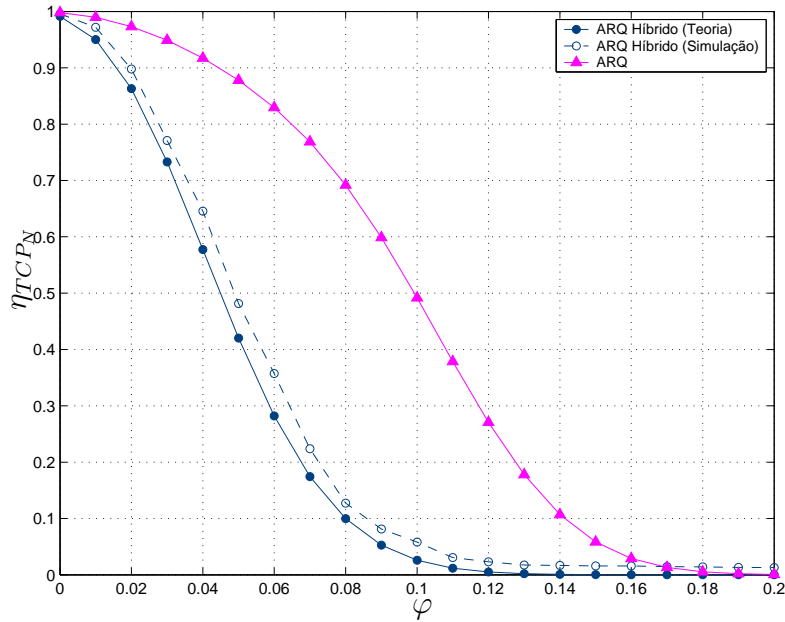


Fig. 4.19: Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizada pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.

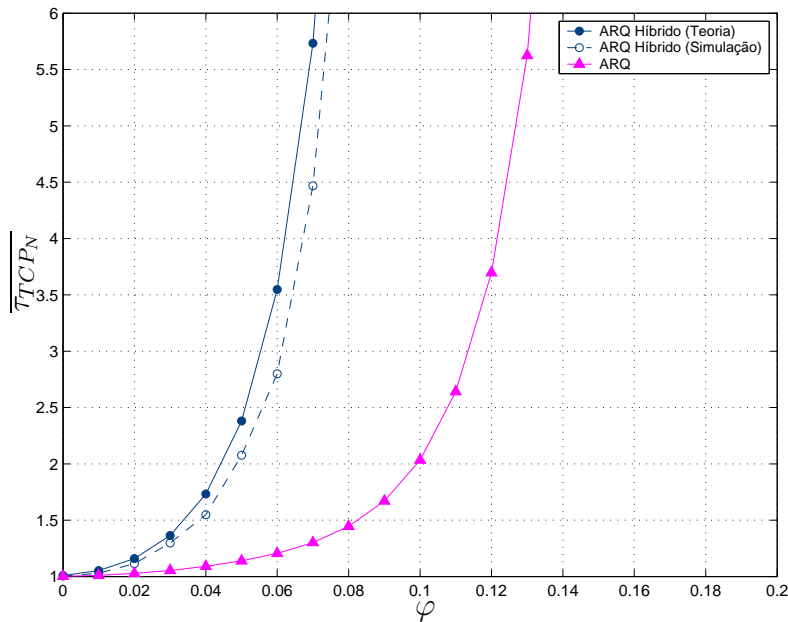


Fig. 4.20: Atraso médio normalizado do protocolo TCP, para usuários em baixa mobilidade, em função da carga do sistema e parametrizado pela capacidade de correção e detecção do código. Considera-se três retransmissões no protocolo RLP.

Capítulo 5

Conclusões

5.1 Considerações Finais

A finalidade deste trabalho foi avaliar o desempenho da pilha de protocolos TCP/RLP utilizando a estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP como técnica de controle de erros. Vazão de dados e atraso médio de segmentos TCP foram as medidas de desempenho analisadas no enlace reverso de um sistema CDMA multicelular. As medidas de desempenho foram avaliadas para os casos de alta e baixa mobilidade do usuário.

A implementação da técnica ARQ Híbrido correspondeu às expectativas quanto à melhora nas medidas de desempenho para o caso de um terminal móvel em alta mobilidade. Isto aconteceu porque a estratégia ARQ, técnica usada no protocolo RLP, necessitava realizar muitas retransmissões em canais com altas taxas de erro, que é o caso do canal CDMA. Com o ARQ Híbrido, a parte FEC corrigiu os padrões de erros que ocorriam mais frequentemente, eliminando um grande número de retransmissões RLP. Isto aumentou a vazão de dados e diminuiu o atraso médio do protocolo TCP. Ao mesmo tempo, a parte ARQ garantiu bom nível de confiabilidade e aumento de desempenho através de retransmissões. Entre todos os esquemas que combinaram capacidade de correção e detecção, o esquema ARQ Híbrido utilizando um código BCH com capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de 9 à 12 bits em cada pacote RLP, usando até três retransmissões na camada RLP, mostrou-se o melhor entre os esquemas projetados. Este esquema teve um desempenho bastante superior ao esquema ARQ básico, inicialmente usado no protocolo RLP, com o mesmo número de retransmissões.

No entanto, para a situação de baixa mobilidade do terminal móvel, a estratégia ARQ Híbrido teve pior desempenho que o ARQ básico. A ocorrência dos erros em surtos (desvanecimento correlacionado), foi a principal causa do desempenho inferior. Nessa situação, a capacidade de correção do código praticamente não surtiu efeito, o que se acontecesse,

aumentaria a vazão de dados e diminuiria o atraso médio, pois reduziria o número de retransmissões. Além disso, a menor capacidade de detecção que o esquema ARQ básico foi outra causa para o desempenho ruim da estratégia ARQ Híbrido nesta situação. O aumento do número de retransmissões não produziu melhora, já que o código não conseguia detectar os pacotes errados.

Portanto, a estratégia ARQ Híbrido mostrou-se interessante para a situação de alta mobilidade do usuário. Já para baixa mobilidade, os resultados não se mostraram melhores que o ARQ básico. Isto já era esperado, devido ao código BCH utilizado não ser adequado para correção de erros em surtos. No entanto, o uso de entrelaçadores no transmissor “espalharia” os erros, o que nos permitiria considerar o desvanecimento como não correlacionado tanto para o caso de alta como de baixa mobilidade. Assim, a estratégia ARQ Híbrido seria uma opção vantajosa para uso no protocolo RLP, já que não implicaria em mudanças no protocolo RLP e em taxas de transmissão na camada física.

5.2 Trabalhos Futuros

Algumas propostas poderiam ser implementadas com o objetivo de ampliar o estudo sobre a eficiência do protocolo TCP em ambientes sem fio, particularmente um canal CDMA. No esquema ARQ Híbrido, a utilização de um código convolucional e decodificação suave seriam propostas interessantes. Além destas, a utilização de um código apropriado para correção de erros em surtos (*Firecodes*, códigos concatenados ou Reed-Solomon) com detecção e retransmissão poderia produzir resultados interessantes. Outra proposta seria a utilização do ARQ Híbrido tipo II.

A preocupação com a obtenção de resultados em um tempo razoável levou a simplificação do modelo de simulação (Apêndice A) utilizado. Seria interessante um modelo de simulação mais completo, considerando um ambiente de rede mista, canal sem fio e redes fixas, onde as expressões propostas poderiam ser analisadas de maneira mais precisa. Um modelamento do protocolo TCP com todas as suas características também seria interessante.

Apêndice A

Modelo de Simulação

Neste apêndice, descreve-se como foi desenvolvido o simulador usado para ratificar as expressões apresentadas neste trabalho. A relação inversamente proporcional entre vazão de dados normalizada e atraso médio normalizado é também apresentada.

A.1 Descrição

O objetivo deste trabalho é a avaliação de desempenho dos protocolos TCP/RLP ao se utilizar a estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP. Portanto, realizou-se uma simulação semi-analítica, em que modelou-se o evento “taxa de acerto” (ver seção A.1.1) nos pacotes RLP num sistema BPSK com relação sinal-ruído correspondente a do sistema CDMA, onde leva-se em conta: sombreamento, perda de percurso, número de usuários interferentes e ruído AWGN.

Os bits de informação do segmento TCP são gerados aleatoriamente. Os segmentos TCP são então divididos em pacotes RLP, codificados usando um código BCH encurtado e modulados usando BPSK. Os bits modulados são então transmitidos por L percursos. Desvanecimento e erro no controle de potência são caracterizados em cada percurso por variáveis aleatórias do tipo Rayleigh e lognormal, respectivamente. Na recepção é usado um receptor Rake, supondo estimação perfeita do desvanecimento para simplificar a simulação. Então são realizadas a demodulação e a decodificação usando decisão abrupta.

Para cada ponto das curvas de simulação foram simulados 1000 pacotes TCP, valor que permitiu uma boa aproximação em um tempo razoável. A seguir são apresentadas as expressões utilizadas para calcular a vazão de dados e atraso médio normalizados e sua relação inversamente proporcional.

A.1.1 Vazão de dados

A vazão de dados do protocolo TCP é definida como a taxa de transmissão de bits de informação de segmentos TCP recebidos sem erro:

$$\eta_{TCP} = \frac{\text{número de bits de informação recebidos com sucesso}}{\text{tempo total usado na transmissão}} \quad (\text{A.1})$$

De outra forma:

$$\eta_{TCP} = \frac{n_{TCP_{OK}} I_{TCP}}{T_t} \quad (\text{A.2})$$

onde $n_{TCP_{OK}}$ é o número de segmentos TCP recebidos com sucesso no tempo T_t e I_{TCP} é o número de bits de informação no segmento TCP.

No entanto, o tempo usado na retransmissão é dado por:

$$T_t = n_{RLP_{TOT}} T_{RLP} + \tau_p \quad (\text{A.3})$$

onde $n_{RLP_{TOT}}$ é o número total de pacotes RLP usados na transmissão, T_{RLP} é a duração de um pacote RLP e τ_p é o tempo de propagação no ar do pacote RLP.

Substituindo (A.3) em (A.2), tem-se:

$$\eta_{TCP} = \frac{n_{TCP_{OK}} I_{TCP}}{n_{RLP_{TOT}} T_{RLP} + \tau_p} \quad (\text{A.4})$$

A taxa de transmissão de bits de informação é dada por:

$$R_b = \frac{I_{TCP}}{n_{RLP} T_{RLP} + \tau_p} \quad (\text{A.5})$$

onde n_{RLP} é número de pacotes RLP necessários para fragmentar um segmento TCP.

Logo, considerando τ_p desprezível, a vazão de dados normalizada pela taxa de informação R_b é dada por:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{n_{TCP_{OK}} n_{RLP}}{n_{RLP_{TOT}}} \quad (\text{A.6})$$

ou simplesmente:

$$\eta_{TCP_N} = \frac{n_{RLP_{OK}}}{n_{RLP_{TOT}}} \quad (\text{A.7})$$

onde $n_{RLP_{OK}}$ é o número de pacotes RLP recebidos com sucesso no tempo T_t .

A.1.2 Atraso médio

O atraso médio de segmentos TCP é definido como o tempo médio necessário para se remontar um segmento TCP livre de erros:

$$\overline{\tau_{TCP}} = \frac{T_t}{n_{TCP_{OK}}} \quad (A.8)$$

Substituindo (A.3) em (A.8):

$$\overline{\tau_{TCP}} = \frac{n_{RLP_{TOT}} T_{RLP} + \tau_p}{n_{TCP_{OK}}} \quad (A.9)$$

O tempo mínimo necessário para um segmento TCP ser transmitido é definido por:

$$\tau_{TCP,min} = n_{RLP} T_{RLP} + \tau_p \quad (A.10)$$

Considerando τ_p desprezível, o atraso médio normalizado pelo tempo mínimo $\tau_{TCP,min}$ é dado por:

$$\overline{\tau_{TCP_N}} = \frac{n_{RLP_{TOT}}}{n_{TCP_{OK}} n_{RLP}} \quad (A.11)$$

ou:

$$\overline{\tau_{TCP_N}} = \frac{n_{RLP_{TOT}}}{n_{RLP_{OK}}} \quad (A.12)$$

Finalmente,

$$\overline{\tau_{TCP_N}} = \frac{1}{\eta_{TCP_N}} \quad (A.13)$$

Apêndice B

Artigo

Artigo resultante deste trabalho publicado nos Anais e apresentado no XXI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações - (SBT-2004), realizado de 6 a 9 de setembro de 2004 em Belém - PA.

Avaliação da Estratégia ARQ Híbrido na Interação entre os Protocolos TCP e RLP sobre Sistemas Celulares CDMA

Márzio Geandre Rêgo, Renato Baldini Filho, Celso de Almeida

Resumo—Neste trabalho avalia-se o comportamento da pilha de protocolos TCP/RLP (*Transport Control Protocol/Radio Link Protocol*) utilizando a estratégia ARQ (*Automatic Repeat Request*) Híbrido no protocolo RLP sobre um enlace sem fio CDMA (*Code Division Multiple Access*). Resultados, analíticos e simulados, mostram que o uso da técnica ARQ Híbrido melhora o desempenho do sistema. Vazão de dados e atraso médio de segmentos TCP são os parâmetros de desempenho analisados no enlace reverso de um sistema CDMA multicelular, com usuários distribuídos uniformemente em uma célula.

Palavras-Chave—CDMA, TCP, RLP, ARQ Híbrido, Vazão de Dados, Atraso Médio.

Abstract—In this work the performance of TCP/RLP (*Transport Control Protocol/Radio Link Protocol*) protocol stack using the Hybrid ARQ (*Automatic Repeat Request*) strategy in the RLP protocol is evaluated on a CDMA (*Code Division Multiple Access*) wireless link. Analytical and simulated results show that the use of the Hybrid ARQ improves the system performance. Throughput and average delay of the TCP segments are the performance parameters analyzed on the reverse link of the multicellular CDMA system, with users uniformly distributed in a cell.

Keywords—CDMA, TCP, RLP, Hybrid ARQ, Throughput, Average Delay.

I. INTRODUÇÃO

Os sistemas de comunicação móvel celular apresentaram um crescimento vertiginoso nas últimas décadas, ao ponto de atualmente superarem os acessos fixos convencionais. Ao lado dos rápidos avanços na área de comunicações sem fio, a popularização da Internet atinge números cada vez maiores. Nesse cenário, o fornecimento de serviços de dados para aplicações como correio eletrônico, navegação na Web, transferência de arquivos, acesso remoto, etc., sobre redes sem fio vem ganhando cada vez mais importância [1].

O protocolo TCP (*Transport Control Protocol*), um protocolo de transporte que faz parte da *suíte IP (Internet Protocol)*, é o protocolo utilizado por todas essas aplicações. No entanto, o protocolo TCP foi projetado para redes fixas, onde as taxas de erro do canal são baixas e as perdas de segmentos são decorrentes principalmente do congestionamento na rede. Em canais sem fio, onde as taxas de erro são altas, o desempenho do protocolo TCP torna-se significativamente degradado, devido à perda de segmentos e aumento dos atrasos.

Márzio Geandre Rêgo, Renato Baldini Filho, Celso de Almeida, Departamento de Comunicações, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação - UNICAMP, Campinas-SP, Brasil, E-mails: {geandre,baldini,celso}@decom.fee.unicamp.br. Este trabalho foi financiado pela CAPES.

A utilização de um mecanismo para reduzir as incompatibilidades entre o protocolo TCP e o ambiente sem fio torna-se imprescindível. O protocolo RLP (*Radio Link Protocol*), tem sido proposto como solução para este problema. Este protocolo é introduzido na camada de enlace, acima da camada física, e sua principal função é minimizar as perdas do protocolo TCP no ambiente sem fio através da subdivisão do segmento TCP em segmentos menores. Uma técnica de controle de erros, chamada ARQ (*Automatic Repeat Request*) é responsável pelo controle de erros através de retransmissões de pacotes no protocolo RLP.

No entanto, a estratégia ARQ não apresenta uma boa eficiência em canais onde as taxas de erro são altas. Nestes canais ocorrem um grande número de retransmissões, conseqüentemente diminuindo o desempenho do sistema. Nesse caso, a combinação da técnica FEC (*Forward Error Correction*) com detecção e retransmissão, pode ser mais eficiente que o ARQ sozinho. Esta estratégia, chamada de ARQ híbrido [2], pode realizar uma melhora significativa de desempenho em sistemas de comunicação móvel.

II. TRABALHOS RELACIONADOS E CONTRIBUIÇÃO DESTES TRABALHOS

O desempenho do conjunto de protocolos TCP/RLP em ambientes de comunicações sem fio CDMA (*Code Division Multiple Access*) tem estimulado várias pesquisas [1] [3] [4] [5], de modo que os usuários possam utilizar as aplicações Internet em redes sem fio de forma confiável. Expressões matemáticas para probabilidade de erro média de bit, vazão de dados e atraso médio para o protocolo TCP sobre o sistema CDMA têm sido obtidas [6] [7] [8], fornecendo orientação para melhorar o desempenho do sistema. A substituição da estratégia ARQ pela estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP pode trazer uma melhora em termos de desempenho da pilha TCP/RLP. A proposta deste trabalho é avaliar, através de parâmetros de qualidade de serviço como vazão de dados e atraso médio, essa possível melhoria.

III. ESTRATÉGIA ARQ HÍBRIDO

Em um projeto de sistema de transmissão digital a principal preocupação é o controle de erros, tal que uma reprodução confiável dos dados seja obtida. Uma das formas de realizar esse controle consiste no uso da estratégia FEC, na qual, códigos corretores de erros automaticamente corrigem erros

detectados no receptor. Outra forma baseia-se no uso da estratégia ARQ, neste esquema, quando erros são detectados no receptor, uma solicitação é enviada para o transmissor repetir os dados, isto acontece até que os dados sejam recebidos corretamente ou seja alcançado o número de retransmissões possíveis na estratégia.

A maior vantagem da estratégia ARQ sobre a FEC é que a detecção de erros requer um equipamento de decodificação mais simples. Técnicas ARQ também fornecem alta confiabilidade ao sistema, ao custo de um grande aumento em dispositivos de armazenamento (memórias). Assim, quando a taxa de erro do canal é alta, retransmissões ocorrem frequentemente, nesse caso a estratégia ARQ diminui o desempenho do sistema. Uma forma de tentar melhorar a eficiência do sistema seria realizar uma combinação apropriada das técnicas FEC e ARQ. Esta estratégia recebe a denominação de ARQ híbrido [2].

Um sistema ARQ Híbrido consiste de um FEC contido em um sistema ARQ. A função da parte FEC é reduzir a frequência de retransmissão corrigindo os padrões de erros que ocorrem mais frequentemente. Isto aumenta a vazão de dados do sistema. Quando um padrão de erros menos freqüente ocorre e é detectado, o receptor solicita uma retransmissão ao invés de passar uma mensagem não confiável para o usuário. Isto aumenta a confiabilidade do sistema. Como resultado, uma conveniente combinação de ARQ e FEC fornece uma maior confiabilidade que um esquema FEC sozinho e uma maior vazão de dados que um sistema com somente o esquema ARQ. Além disso, a implementação do codificador torna-se simples já que ele é projetado para corrigir uma pequena coleção de padrões de erros.

A estratégia ARQ Híbrido utiliza um código, o qual é projetado para correção e detecção de erro simultaneamente. Quando um pacote recebido é detectado em erro, o receptor tenta primeiro localizar e corrigir os erros. Se o número de erros (ou o tamanho de um surto de erros) está dentro da capacidade de correção de erro projetada do código, os erros serão corrigidos e os dados decodificados serão passados para o usuário. Se um padrão de erro não corrigível é detectado, o receptor rejeita o pacote recebido e solicita uma retransmissão. Quando um pacote retransmitido é recebido, o receptor tenta novamente corrigir os erros (se existirem). Se a decodificação não é bem sucedida, o receptor de novo rejeita o pacote recebido e solicita outra retransmissão. Este processo de correção de erro e retransmissão continua até alcançar o número de retransmissões permitidas. Como exemplo, um sistema ARQ Híbrido pode usar um código BCH (255,179). Este código tem distância mínima 21 e capacidade de erro igual a 10. Entretanto, ele pode ser usado para corrigir 5 ou menos erros e simultaneamente detectar qualquer combinação de 15 ou menos erros. Se um padrão de erro com 5 ou menos erros ocorre, ele será detectado e corrigido. Se um padrão de erro com mais de 5 e menos que 16 erros ocorre, ele será detectado. Neste caso, o receptor solicitará uma retransmissão do pacote errado. Um padrão de erro não detectável ocorrerá quando acontecerem 16 ou mais erros.

IV. MODELO DO SISTEMA

Um sistema CDMA com C células e N usuários distribuídos uniformemente em cada célula, canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh, modulação BPSK (*Binary Phase Shift Keying*), perda de percurso exponencial, sombreamento lognormal e erro no controle de potência são considerados. As células são circulares com uma estação base no centro. A interferência é calculada em uma estação móvel na célula central do *cluster*.

O canal seletivo em frequência produz L percursos, onde o perfil de intensidade multipercurso e todos os multipercursos são independentes e identicamente distribuídos. Na recepção, um receptor Rake combina convenientemente os multipercursos melhorando a eficiência do sistema. O desvanecimento e a fase de todos os percursos são assumidos constantes em um período de um bit. O ruído aditivo é Gaussiano com média zero e densidade espectral de potência bilateral $\frac{N_0}{2}$.

As medidas de desempenho, vazão e dados e atraso médio, são obtidas no enlace reverso de uma célula desse sistema CDMA multicelular. Nessa célula é suposto um provedor de serviço de Internet localizado na estação base. Além disso, cada usuário é considerado estar em alta mobilidade.

A unidade de transferência no protocolo TCP é chamada segmento TCP. Cada segmento TCP é dividido em duas partes: bits de cabeçalho seguidos de bits de informação. Visando a modelagem matemática do sistema, considera-se que o protocolo TCP use um código de bloco para detecção de erro. Dessa forma define-se a taxa de código desse protocolo como:

$$r_{cTCP} = \frac{I_{TCP}}{N_{TCP}} \quad (1)$$

onde:

$$N_{TCP} = I_{TCP} + H_{TCP}.$$

I_{TCP} : número de bits de informação no segmento TCP.

H_{TCP} : número de bits de cabeçalho no segmento TCP.

N_{TCP} : número total de bits no segmento TCP.

Considera-se aqui que o código possui capacidade de detecção de erro ideal, ou seja, N_{TCP} .

O protocolo RLP utiliza o esquema ARQ Híbrido, o qual usa um código para correção e detecção de erro. Portanto, a taxa de código nesse protocolo fica definida assim:

$$r_{cRLP} = \frac{I_{RLP}}{N_{RLP}} \quad (2)$$

onde:

$$N_{RLP} = I_{RLP} + H_{RLP}$$

I_{RLP} : número de bits de informação no pacote RLP

H_{RLP} : número de bits de cabeçalho no pacote RLP

N_{RLP} : número total de bits no pacote RLP

O código utilizado no ARQ Híbrido é um código de bloco (175,99). Este código foi obtido a partir do encurtamento [9] do código BCH (255,179) que possui capacidade de correção de erro 10 e distância mínima 21. Esta modificação manteve tanto a capacidade de correção quanto a distância mínima do código original. Além disso, adicionou-se alguns bits de cabeçalho no pacote RLP para serem usados pelo protocolo RLP. Outro objetivo dessa adição extra de bits de controle foi

manter o tamanho do pacote RLP especificado pela norma IS-99 [1]. O processo de decodificação utilizado é o de decisão abrupta devido ao comprimento longo do código. A parte ARQ é composta de um esquema de repetição seletiva baseado em NAK (*Negative Acknowledgment*), o que significa que a ocorrência de retransmissões está restrita ao envio de solicitação pelo receptor.

Considerando o cenário proposto acima, a probabilidade de erro de bit codificado condicionada ao desvanecimento e ao erro no controle de potência é dado por [6]:

$$P_{bc}(e | \lambda, \alpha) = Q(\sqrt{2\gamma_{bc}}) \quad (3)$$

onde:

$Q(\cdot)$ é a função de erro Gaussiana.

$\alpha = \sum_{i=1}^L \alpha_i^2$ representa uma variável aleatória chi-quadrada. α_i é uma variável aleatória Rayleigh modelando o desvanecimento em cada multipercorso.

λ é uma variável aleatória lognormal modelando o erro no controle de potência.

γ_{bc} é a relação sinal-ruído-mais-interferência por bit codificado dada por:

$$\gamma_{bc} = \frac{\lambda^2 \alpha}{I} \quad (4)$$

onde:

I representa a interferência média no usuário alvo:

$$I = \frac{L e^{2\sigma_\lambda}}{r_c} \left[\frac{2}{3G_p} [(N-1) + m_I] + \left(\frac{E_b}{N_0} \right)^{-1} \right] \quad (5)$$

onde:

σ_λ é o desvio padrão logarítmico de λ .

$r_c = r_{cTCP} r_{cRLP}$ é a taxa de codificação.

G_p é o ganho de processamento.

m_I é a média da interferência externa. Interferência externa é a interferência considerada na estação base da célula central devido as estações móveis que não estão sendo controladas por esta estação base.

$\frac{E_b}{N_0}$ é a relação sinal-ruído por bit.

O descondicionamento da eq. (3) pela variável aleatória chi-quadrada é conhecida da literatura [10]:

$$P_{bc}(e | \lambda) = \left(\frac{1-\nu}{2} \right)^L \sum_{m=0}^{L-1} \binom{L-1+m}{m} \left(\frac{1+\nu}{2} \right)^m \quad (6)$$

onde:

$$\nu = \sqrt{\frac{E\alpha\{\gamma_{bc}\}}{E\alpha\{\gamma_{bc}\} + L}} \quad (7)$$

e

$$E\alpha\{\gamma_{bc}\} = \frac{\lambda^2}{\frac{e^{2\sigma_\lambda}}{r_c} \left[\frac{2}{3} \left[\frac{N-1}{G_p} + \frac{m_I}{G_p} \right] + \left(\frac{E_b}{N_0} \right)^{-1} \right]} \quad (8)$$

O próximo passo é o descondicionamento pelo erro no controle de potência [6]:

$$P_{bc} = E_\lambda[P_{bc}(e | \lambda)] = \int_0^\infty P_{bc}(e | \lambda) p_\lambda d\lambda \quad (9)$$

No entanto, esta equação não possui forma fechada, mas pode ser resolvida numericamente.

V. MEDIDAS DE DESEMPENHO PARA PROTOCOLO TCP

O protocolo RLP foi proposto com o objetivo de reduzir a taxa de perdas de segmentos TCP em ambientes sem fio. Para isto, ele divide os segmentos TCP em segmentos menores, chamados pacotes RLP, e transmiti-os no canal sem fio. O padrão TIA/EIA/IS-99 apresenta outros protocolos (ICMP, IP, SNDXCF, IPCP, LCP e PPP) entre os protocolos TCP e RLP, entretanto esses protocolos geram uma quantia fixa de cabeçalhos. Dessa forma, são os mecanismos ARQ implementados nas camadas TCP e RLP que contribuem para a maior flutuação e possível degradação de desempenho do sistema [11]. A vantagem da utilização da estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP é que a sua implementação está restrita à camada de enlace entre a estação móvel e a estação base, não existindo necessidade de mudanças na estrutura de camadas TCP/IP.

O modelo de comunicação adotado neste trabalho é mostrado na fig. 1. Neste modelo, considera-se a troca de dados entre uma estação móvel e uma estação base, onde existe um servidor na Internet. A camada física é especificada pelo padrão CDMA IS-95.

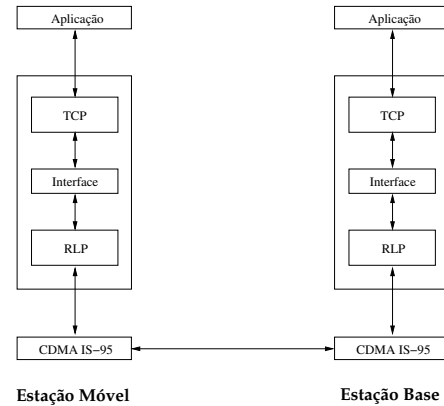


Fig. 1. Modelo de comunicação CDMA simplificado utilizando o padrão IS-99

A. Atraso Médio de segmentos TCP

Para um usuário em alta mobilidade, o desvanecimento tende a ser descorrelacionado entre os bits. Como considera-se decisão abrupta [10] no decodificador, define-se a probabilidade de não ocorrer erro ou ocorrer um padrão de erro corrigível no pacote RLP por:

$$P_{aRLP} = \sum_{i=0}^{t_p} \binom{N_{RLP}}{i} P_{bc}^i (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-i} \quad (10)$$

onde t_p é a capacidade de correção de erro projetada do código, N_{RLP} é o número de bits em um pacote RLP e P_{bc}

representa a probabilidade de erro de bit codificado, dada por (9).

A probabilidade de ocorrer um padrão de erro detectável no pacote RLP é dada por:

$$P_{rRLP} = \sum_{m=d_{pi}}^{d_{ps}} \binom{N_{RLP}}{m} P_{bc}^m (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-m} \quad (11)$$

onde d_{pi} e d_{ps} são os limites inferior e superior, respectivamente, do intervalo onde ocorre detecção de erros, ou seja, é o intervalo de retransmissão.

Conseqüentemente, a probabilidade de ocorrer um padrão de erro não detectável no pacote RLP é dada por:

$$P_{eRLP} = \sum_{n=d_{ps}+1}^{N_{RLP}} \binom{N_{RLP}}{n} P_{bc}^n (1 - P_{bc})^{N_{RLP}-n} \quad (12)$$

A ocorrência de perda do segmento TCP vai depender do tipo de erro ocorrido no pacote RLP. Assim, pode-se dividir a probabilidade de ocorrer erro em um segmento TCP em duas situações. A primeira situação acontece quando ocorre um padrão de erro não detectável em no mínimo um pacote RLP, não havendo assim retransmissões na camada RLP. Dessa forma, pode-se definir a probabilidade de ocorrer erro no segmento TCP por:

$$P_{eTCP} = \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{eRLP}^{j_0} (1 - P_{eRLP})^{n_{RLP}-j_0} \quad (13)$$

onde n_{RLP} é o número de pacotes RLP necessários para fragmentar um segmento TCP e P_{eRLP} representa a probabilidade de ocorrer um erro não detectável no pacote RLP, dada por (12).

Na outra situação, ocorre um padrão de erro detectável em pelo menos um pacote RLP. Dessa forma, poderá existir um máximo de r retransmissões na camada RLP com o objetivo de entregar o segmento TCP livre de erros para a camada TCP. Usando o resultado apresentado por [7], pode-se definir a probabilidade de ocorrer erro no segmento TCP por:

$$\begin{aligned} P_{rTCP} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{rRLP}^{j_0} (1 - P_{rRLP})^{n_{RLP}-j_0} \\ &\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{rRLP}^{j_1} (1 - P_{rRLP})^{j_0-j_1} \\ &\dots \sum_{j_r=1}^{j_{r-1}} \binom{j_{r-1}}{j_r} P_{rRLP}^{j_r} (1 - P_{rRLP})^{j_{r-1}-j_r} \quad (14) \end{aligned}$$

onde:

j_0 representa o número de pacotes RLP errados na transmissão;

j_{r-1} representa o número de pacotes RLP errados na retransmissão $r - 1$;

P_{rRLP} representa a probabilidade de ocorrer um padrão de erro detectável no pacote RLP, dada por (11);

e

$j_{-1} = n_{RLP}$ para nenhuma retransmissão.

Finalmente, a probabilidade total de um segmento TCP estar errado é definida como:

$$P_{tTCP} = P_{eTCP} + P_{rTCP} - P_{eTCP}P_{rTCP} \quad (15)$$

O tempo médio necessário para transmitir um segmento TCP, sem considerar se esse segmento foi remontado com sucesso, é dado por [8]:

$$T_{TCP} = \frac{1 - (P_{rRLP})^{r+1}}{1 - P_{rRLP}} \tau_{TCP,min} \quad (16)$$

onde $\tau_{TCP,min}$ é o tempo mínimo necessário para um segmento TCP ser transmitido, que é dado por:

$$\tau_{TCP,min} = n_{RLP} T_{RLP} + \tau_p \quad (17)$$

onde τ_p é o tempo de propagação.

Supondo que o protocolo TCP realize sucessivas retransmissões de seus segmentos recebidos com erro até obter sucesso, o atraso de segmentos TCP é modelado por uma variável aleatória geométrica [7]. Assim, o atraso médio de segmentos TCP é dado por:

$$\overline{\tau_{TCP}} = \frac{T_{TCP}}{1 - P_{tTCP}} \quad (18)$$

onde P_{tTCP} é a probabilidade total de erro do segmento TCP, dada por (15) e T_{TCP} é o tempo usado para transmitir um segmento TCP entre as camadas RLP transmissora e receptora, dado por (16).

Substituindo (16) em (18) e normalizando pelo tempo mínimo $\tau_{TCP,min}$, obtém-se o atraso médio de segmentos TCP normalizado pelo tempo mínimo [8]:

$$\overline{\tau_{TCP,N}} = \frac{1 - (P_{rRLP})^{r+1}}{(1 - P_{rRLP})(1 - P_{tTCP})} \quad (19)$$

B. Vazão de Dados de segmentos TCP

Define-se vazão de dados neste trabalho como a taxa de transmissão de bits TCP recebidos sem erro após a camada RLP. Segundo [8] existe uma relação inversamente proporcional entre vazão de dados normalizada pela taxa de informação R_b e o atraso médio normalizado pelo tempo mínimo $\tau_{TCP,min}$, portanto:

$$\eta_{TCP,N} = \frac{1}{\overline{\tau_{TCP,N}}} \quad (20)$$

VI. MODELO DE SIMULAÇÃO

O objetivo do trabalho é a avaliação de desempenho dos protocolos TCP/RLP ao se utilizar a estratégia ARQ Híbrido no protocolo RLP. Portanto, realizou-se uma simulação semi-analítica, em que modelou-se o evento “erro de bit” nos pacotes RLP num sistema BPSK com relação sinal-ruído correspondente à do sistema CDMA, onde leva-se em conta: somreamento, perda de percurso, número de usuários interferentes e ruído AWGN (*Additive White Gaussian Noise*).

Os bits de informação do segmento TCP são gerados aleatoriamente. Os segmentos TCP são então divididos em pacotes RLP, codificados usando um código BCH encurtado e modulados usando BPSK. Os bits modulados são então

transmitidos por L percursos. Desvanecimento não correlacionado e erro no controle de potência são caracterizados em cada percurso por variáveis aleatórias do tipo Rayleigh e lognormal, respectivamente. Na recepção é usado um receptor Rake, supondo estimação perfeita do desvanecimento. Então são realizadas a demodulação e a decodificação usando decisão abrupta.

A tabela I mostra os valores utilizados na obtenção dos resultados teóricos e simulados. O valor médio da interferência normalizado pelo número de usuários é dado em função do desvio padrão do sombreamento lognormal e do expoente perda de percurso, considerando monitoração do sinal dos usuários por 3 estações base [12].

Vazão de dados e atraso médio dos segmentos TCP estão normalizados pela taxa de informação e pelo tempo mínimo, respectivamente. Ambas as medidas de desempenho foram traçadas em função da carga do sistema, que é dada por:

$$\varphi = \frac{N - 1}{G_p} \quad (21)$$

TABELA I
VALOR DOS PARÂMETROS USADOS

Parâmetro	Valor
L	3
$\frac{E_b}{N_0}$	20 dB
G_p	128
σ_s	8 dB
γ	4
$\frac{mI}{N}$	0.89
σ_λ	1 dB
I_{TCP}	4.288 bits
H_{TCP}	24 bits
N_{TCP}	4.312 bits
I_{RLP}	99 bits
H_{RLP}	93 bits
N_{RLP}	192 bits
n_{RLP}	44 pacotes
R_b	9600 bits/s

VII. RESULTADOS E DISCUSSÃO

As figuras 2 e 3 mostram a vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, respectivamente, em função da carga do sistema. Considera-se até 3 repetições na camada RLP. A capacidade de correção do código (t_p) bem como a capacidade de detecção ou intervalo de retransmissão (d_p) são variados. Pode-se ver que o esquema ARQ Híbrido utilizando um código com capacidade de correção até 8 bits e capacidade de detecção de 9 à 12 bits em cada pacote RLP obtém o melhor resultado entre os esquemas projetados. O esquema que utiliza a capacidade de correção total do código, ou seja 10, não efetuando assim retransmissões, apresenta desempenho inferior aos esquemas, que mesclam capacidade de correção e retransmissão, mostrados nas figuras.

Vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, em função da carga do sistema, são mostrados nas figuras 4 e 5, respectivamente. Considera-se que o código implementado na parte FEC do esquema ARQ Híbrido possua capacidade de correção até 8 bits e capacidade de

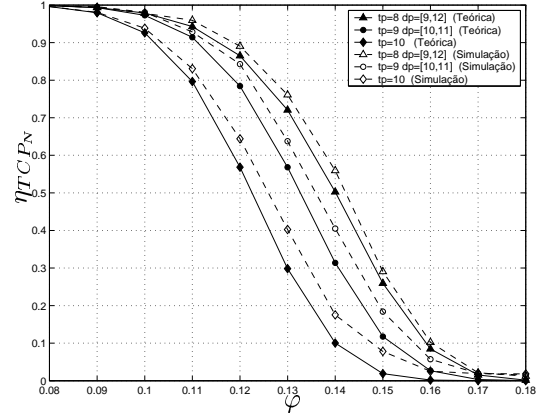


Fig. 2. Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, em função da carga do sistema, parametrizada pela capacidade de correção do código e intervalo de retransmissão.

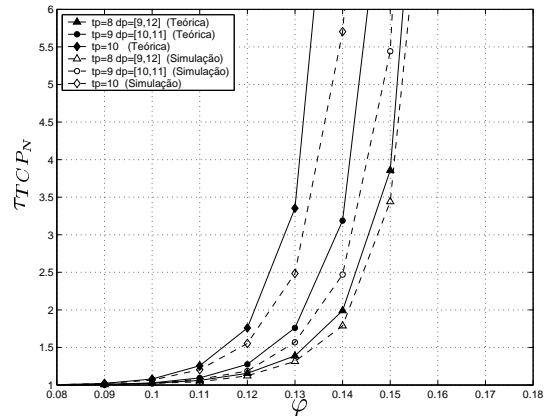


Fig. 3. Atraso médio normalizado do protocolo TCP, em função da carga do sistema, parametrizado pela capacidade de correção do código e intervalo de retransmissão.

detecção de erro de 9 à 12 bits em cada pacote RLP. O número de retransmissões é variado na camada RLP. Observa-se uma melhora de desempenho com o aumento do número de retransmissões permitidas. O número de 3 retransmissões obtém o melhor resultado entre os valores adotados. A partir de 3 retransmissões não existe um ganho significativo no desempenho do sistema.

As figuras 6 e 7 comparam as estratégias de controle de erro para vazão de dados e o atraso médio normalizados para o protocolo TCP, respectivamente, em função da carga do sistema. Considera-se que o código implementado na parte FEC do esquema ARQ Híbrido possua capacidade de correção até 8 bits e intervalo de retransmissão de 9 à 12 bits em cada pacote RLP. O número de retransmissões é fixado no máximo em 3 na camada RLP. Pode-se ver que o esquema ARQ Híbrido fornece um ganho significativo no desempenho do sistema.

VIII. CONCLUSÕES

A implementação da técnica ARQ Híbrido no protocolo RLP correspondeu às expectativas quanto à melhora nas medidas de desempenho, vazão de dados e atraso médio, em

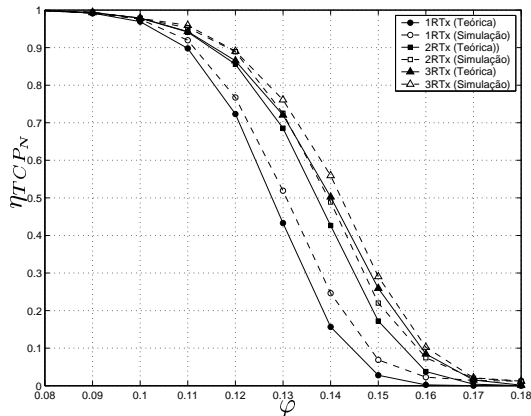


Fig. 4. Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, em função da carga do sistema, parametrizada pelo número de retransmissões no protocolo RLP.

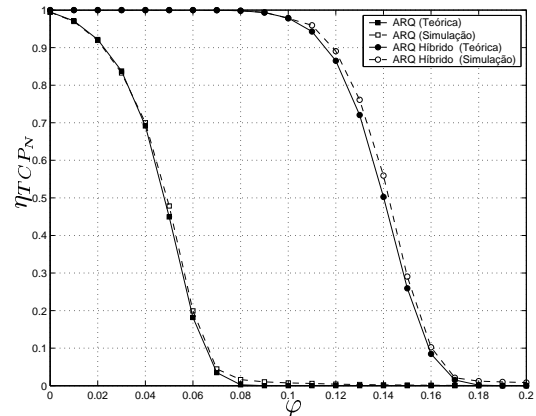


Fig. 6. Vazão de dados normalizada do protocolo TCP, em função da carga do sistema, parametrizada pelo tipo de estratégia de controle de erro.

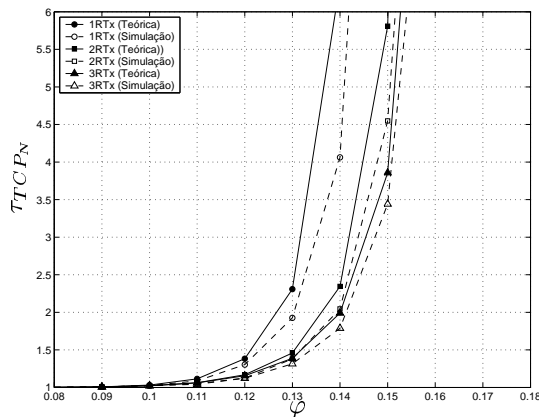


Fig. 5. Atraso médio normalizado do protocolo TCP, em função da carga do sistema, parametrizado pelo número de retransmissões no protocolo RLP.

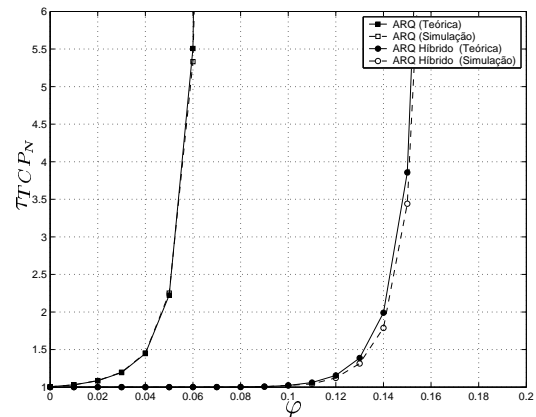


Fig. 7. Atraso médio normalizado do protocolo TCP, em função da carga do sistema, parametrizada pelo tipo de estratégia de controle de erro.

um ambiente de interação entre o protocolo TCP e redes sem fio CDMA. Isto aconteceu porque a estratégia ARQ necessita fazer muitas retransmissões em canais com altas taxas de erro, que é o caso de um canal sem fio. A parte FEC da estratégia ARQ Híbrido corrigiu os padrões de erros que ocorrem mais frequentemente, eliminando um grande número de retransmissões RLP. Isto aumentou a vazão de dados e diminuiu o atraso médio do sistema. O esquema ARQ Híbrido utilizando código com capacidade de correção de erro até 8 bits e intervalo de retransmissão de 9 à 12 bits, usando até 3 retransmissões na camada RLP, mostrou-se o melhor entre todos.

AGRADECIMENTOS

Os autores gostariam de agradecer ao grupo de pesquisa do laboratório, principalmente Gonzalo F. Cifuentes e Rodrigo P. Ramos, e a todos aqueles que colaboraram de alguma forma para a realização desse trabalho.

REFERÊNCIAS

[1] A. Chockalingam and G. Bao, "Performance of TCP/RLP Protocol Stack on Correlated Fading DS-CDMA Wireless Links", IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 49, No. 1 pp.28-33, January 2000.

[2] Shu Lin, Daniel J. Costello, Jr., "Error Control Coding: Fundamentals and Applications", Prentice-Hall, 1983.
 [3] F. Khan, S. Kumar, K. Medepalli and S. Nanda, "TCP Performance over CDMA2000 RLP", in Vehicular Technology Conference Proceedings, IEEE VTC 2000-Spring Tokyo, Vol.1, pp.41-45, May 2000.
 [4] Y. Bai, P. Zhu, A. Rudrapatna and Andy T. Ogielski, "Performance of TCP/IP over IS-2000 Based CDMA Radio Links", in Vehicular Technology Conference Proceedings, IEEE VTS-Fall VTC 2000, Vol.3, pp.1036-1040, September 2000.
 [5] Z. Kostic, X. Qiu and Li F. Chang, "Interactions Between TCP and RLP Protocols in a Cellular System", in Vehicular Technology Conference Proceedings, IEEE VTC 2001-Spring, Vol.3, pp.2244-2248, May 2001.
 [6] Érico P. da Silva, "Cálculo da Probabilidade de Erro Média de Bit de Sistemas CDMA em Canais Seletivos em Frequência", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2000.
 [7] Teógenes B. da Nóbrega, "Eficiência dos Protocolos TCP/RLP sobre Sistemas sem fio WCDMA usando Arranjos Lineares de Antenas", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2002.
 [8] Gonzalo Fernando O. Cifuentes, "Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas de Comunicação sem fio CDMA usando Estratégias de Correção de Erro FEC e RLP", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2003.
 [9] J. Bibb Cain, George C. Clark, Jr., "Error-Correction Coding for Digital Communications", Plenum Press, 1981.
 [10] John G. Proakis, "Digital Communications", McGraww-Hill, Third Edition, 1995.
 [11] Gang Bao, "Performance Evaluation of TCP/RLP Protocol Stack over CDMA Wireless Link", in Communication Technology Proceedings, ICCT'96, Vol.2, pp.710-713, May 1996.
 [12] C. de Almeida and R. Hoefel, "On the Interference of Cellular CDMA Systems", in International Telecommunications Symposium Proceedings, ITS'98, Vol.1, pp.166-171, Brazil, August 1998.

Referências Bibliográficas

- [1] A. Chockalingam and G. Bao, “Performance of TCP/RLP Protocol Stack on Correlated Fading DS-CDMA Wireless Links”, IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 49, No. 1 pp.28-33, January 2000.
- [2] F. Khan, S. Kumar, K. Medepalli and S. Nanda, “TCP Performance over CDMA2000 RLP”, in Vehicular Technology Conference Proceedings, IEEE VTC 2000-Spring Tokyo, Vol.1, pp.41-45, May 2000.
- [3] Y. Bai, P. Zhu, A. Rudrapatna and Andy T. Ogielski, “Performance of TCP/IP over IS-2000 Based CDMA Radio Links”, in Vehicular Technology Conference Proceedings, IEEE VTS-Fall VTC 2000, Vol.3, pp.1036-1040, September 2000.
- [4] Z. Kostic, X. Qiu and Li F. Chang, “Interactions Between TCP and RLP Protocols in a Cellular System”, in Vehicular Technology Conference Proceedings, IEEE VTC 2001-Spring, Vol.3, pp.2244-2248, May 2001.
- [5] Gang Bao, “Performance Evaluation of TCP/RLP Protocol Stack over CDMA Wireless Link”, in Communication Technology Proceedings, ICCT’96, Vol.2, pp.710-713, May 1996.
- [6] Érico P. da Silva, “Cálculo da Probabilidade de Erro Média de Bit de Sistemas CDMA em Canais Seletivos em Frequência”, Tese de Mestrado, UNICAMP, 2000.
- [7] Teógenes B. da Nóbrega, “Eficiência dos Protocolos TCP/RLP sobre Sistemas sem fio WCDMA usando Arranjos Lineares de Antenas”, Tese de Mestrado, UNICAMP, 2002.
- [8] Gonzalo Fernando O. Cifuentes, “Desempenho do Protocolo TCP em Sistemas de Comunicação sem fio CDMA usando Estratégias de Correção de Erro FEC e RLP”, Tese de Mestrado, UNICAMP, 2003.
- [9] Shu Lin, Daniel J. Costello, Jr., “Error Control Coding: Fundamentals and Applications”, Prentice-Hall, 1983.

- [10] R. Prasad, T. Ojanperä, “An Overview of CDMA Evolution toward WideBand CDMA”, in *IEEE Communications Surveys*, Vol.1, No.1 pp.2-29, Fourth Quarter 1998.
- [11] Michel D. Yacoub, “Wireless Technology: Protocols, Standards, and Techniques”, CRC Press, 2001.
- [12] N. Kong and L. Milstein “Error Probability of Multicell CDMA Over Frequency Selective Fading Channels with Power Error Control”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol.47, No.4 pp.608-617, April 1999.
- [13] C. de Almeida and R. Hoefel, “On the Interference of Cellular CDMA Systems”, in *International Telecommunications Symposium Proceedings, ITS’98*, Vol.1, pp.166-171, Brazil, August 1998.
- [14] John G. Proakis, “Digital Communications”, McGraww-Hill, Third Edition, 1995.
- [15] D. E. Comer, “Internetworking with TCP/IP: Principles, Protocols and Architecture”, Vol. 1, Prentice-Hall, 1991.
- [16] TIA/EIA/IS-707-A-1.10, “Data Service Options for Spread Spectrum Systems: Radio Link Protocol Type 3”, December 1998.
- [17] George C. Clark, Jr., J. Bibb Cain “Error-Correction Coding for Digital Communications”, Plenum Press, 1981.
- [18] Victor S. Frost, Benjamin Melamed “Traffic Modeling for Telecommunications Networks”, *IEEE Communications Magazine*, pp. 70-81, March 1994.