

# Vazão de dados do protocolo TCP em redes mistas utilizando sistemas de comunicação sem fio CDMA

Gonzalo Fernando Olmedo Cifuentes e Celso de Almeida

**Resumo**— Neste artigo é obtida a vazão de dados (*goodput*) do Protocolo de Controle de Transmissão (TCP) em uma rede mista com e sem fio, considerando o enlace direto de um sistema celular CDMA. Na camada de enlace de dados da rede sem fio é usada uma estratégia híbrida de detecção e correção de erros, usando o protocolo de enlace de rádio (RLP) e códigos corretores de erro (FEC) convolucionais, respectivamente. Na camada TCP é usado o modelo de controle de congestionamento Reno e é analisado o desempenho do mecanismo *congestion avoidance*. No enlace sem fio um canal seletivo em frequência com desvanecimento do tipo Rayleigh é considerado.

**Palavras-Chave**— CDMA, vazão de dados, TCP, RLP, FEC, códigos convolucionais, controle de congestionamento, Modelo Reno.

**Abstract**— In this article, the goodput for the Transport Control Protocol (TCP) on Wireless-cum-Wireline Networks is obtained, where the forward link of a CDMA system is analyzed. For the wireless network, the link layer uses a hybrid error control strategy based on the radio-link-protocol (RLP) and forward-error-control (FEC) procedure, where convolutional coding are used. For TCP layer, the Reno model for congestion control is used, and the TCP congestion avoidance mechanism is evaluated. A frequency-selective Rayleigh fading channel in the wireless network is considered.

**Keywords**— CDMA, goodput, TCP, RLP, FEC, convolutional codes, congestion avoidance, Reno model.

## I. INTRODUÇÃO

A tecnologia de comunicações sem fio para sistemas celulares digitais tem sido aprimorada nos últimos anos com a finalidade de alcançar plenamente os objetivos da terceira geração. Um dos quesitos mais importantes é o de permitir uma alta vazão dos serviços de comunicação da Internet, dados e multimídia. A Internet é baseada na arquitetura TCP/IP (*Transport Control Protocol/Internet Protocol*), e foi projetada para ser usada em redes fixas, onde a taxa de erro de bits é muito baixa e o congestionamento é a principal causa de perdas de pacotes. As características do canal de comunicações sem fio produzem uma alta taxa de erro de bits e como consequência uma alta perda de pacotes. Ao ser usado diretamente, o protocolo TCP associará este problema ao congestionamento, desse modo, haverá uma degradação significativa da vazão de dados. Por esta razão, o uso de um bom sistema de detecção e correção de erro é necessário na rede sem fio.

Neste artigo é obtida a vazão de dados do protocolo TCP em uma rede mista, onde os terminais móveis de uma rede sem fio conectam-se a outros terminais fixos através da Internet. É

Gonzalo Fernando Olmedo Cifuentes e Celso de Almeida, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação, Departamento de Telecomunicações, UNICAMP, Campinas, Brasil, E-mails: gonzalo@decom.fee.unicamp.br, celso@decom.fee.unicamp.br. Este trabalho foi financiado pela CAPES.

suposta a transmissão de informação de um servidor na rede fixa para um terminal móvel de um sistema CDMA unicelular que usa modulação BPSK.

Na rede sem fio, entre a estação-rádio-base (ERB) e o terminal móvel é considerada uma estratégia híbrida de detecção e correção de erros, usando o protocolo de enlace de rádio (RLP) [1] e códigos corretores de erro (FEC) convolucionais, respectivamente.

O canal considerado no enlace sem fio é seletivo em frequência pois contém múltiplos percursos, com desvanecimento do tipo Rayleigh.

Foi analisado o enlace direto de um sistema CDMA unicelular, onde foi comparado o desempenho do sistema, usando tanto seqüências aleatórias, quanto seqüências ortogonais do tipo *Walsh* para o espalhamento espectral.

No protocolo TCP é usado o modelo de controle de congestionamento Reno [2] e é analisado o desempenho do mecanismo *congestion avoidance* [3].

Este artigo é organizado da seguinte maneira. Na seção II é apresentado o modelo do sistema. Na seção III são apresentadas as principais características do sistema CDMA proposto. Na seção IV é definido o atraso médio do pacote TCP na interface aérea. A Seção V apresenta a análise do controle de congestionamento. Na seção VI é definida a probabilidade de perda de pacote TCP. A expressão teórica para a vazão de dados para o protocolo TCP é obtida na seção VII. Finalmente, os resultados e conclusões são apresentados nas seções VIII e IX, respectivamente.

## II. MODELO DO SISTEMA

A Fig. 1 ilustra a pilha de protocolos usada para a transmissão de dados através da rede mista. Na pilha de protocolos, a camada "interface" representa todos os protocolos usados entre a camada de transporte e a camada de enlace de dados. Estes protocolos podem ser unificados, já que geram apenas uma quantidade fixa de cabeçalho (*overhead*) não significativa no desempenho do sistema.

Considera-se que a camada TCP usa um tamanho de pacote MSS (*maximum segment size*) constante de  $N_{TCP}$  bits, constituído por  $I_{TCP}$  bits de informação e  $H_{TCP}$  bits de cabeçalho.

Na camada RLP, os  $N_{TCP}$  bits do protocolo TCP são particionados em  $n_{RLP}$  blocos do protocolo RLP de comprimento  $N_{RLP}$  bits, constituídos por  $I_{RLP}$  bits de informação e  $H_{RLP}$  bits de cabeçalho, onde:

$$n_{RLP} = \left\lceil \frac{N_{TCP}}{I_{RLP}} \right\rceil, \quad (1)$$

onde  $\lceil x \rceil$ , representa o menor inteiro maior ou igual a  $x$ .

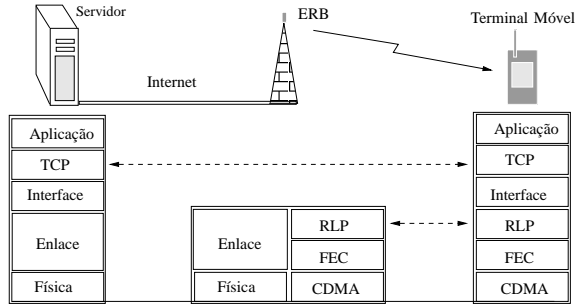


Fig. 1. Pilha de protocolos usada para a transmissão de dados através de uma rede mista.

Cada bloco RLP é codificado antes de ser transmitido, usando codificação do tipo convolucional.

O modelo de controle de erros na camada RLP considera a retransmissão dos blocos RLP errados somente após o término da transmissão do pacote TCP. Dependendo do número máximo permitido de retransmissões na camada RLP, se depois da primeira retransmissão ainda existirem blocos com erro, estes serão retransmitidos novamente, e assim sucessivamente. Se após um número máximo de tentativas de retransmissões dos blocos RLP, o pacote TCP ainda se apresentar corrompido, todo o pacote TCP será retransmitido. A camada RLP usa confirmação somente de blocos errados, NACKs (*negative-acknowledgement*), para solicitar sua retransmissão.

### III. SISTEMA CDMA

A análise é feita para o enlace direto de uma célula, já que é considerada uma ERB transmitindo dados de informação de um servidor da rede fixa para um determinado usuário do sistema móvel, o mesmo que é sujeito aos efeitos do canal de rádio móvel e à interferência dos outros usuários.

O canal é seletivo em frequência, pois a largura de banda do canal transmitido é suposta ser muito maior que a largura de banda de coerência do canal, e deste modo tem-se  $L > 1$  componentes de múltiplos percursos. Um receptor do tipo Rake é usado com o objetivo de coletar a energia dos  $L$  percursos.

O desvanecimento é modelado como uma variável aleatória do tipo Rayleigh,  $a_l$ , com parâmetro  $\sigma_{a_l}$ , e sua função densidade de probabilidade (PDF) é dada por:

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

com valor médio e valor quadrático médio dados por  $\bar{a}_l = \sqrt{\frac{\pi}{2}}\sigma_{a_l}$  e  $a_l^2 = 2\sigma_{a_l}^2$ , respectivamente.

Considerando as características do canal citadas anteriormente e um sistema CDMA com  $N$  usuários que usa modulação BPSK, a probabilidade de erro média por bit codificado é dada por [4]:

$$P_{bc} = E_a [P_{bc}(e|a)] = \left(\frac{1-\nu}{2}\right)^L \sum_{i=0}^{L-1} \binom{L-1+i}{i} \left(\frac{1+\nu}{2}\right)^i, \quad (3)$$

com

$$\nu = \sqrt{\frac{E_a[\gamma_{bc}]}{E_a[\gamma_{bc}] + L}}, \quad (4)$$

onde  $\gamma_{bc}$  representa a relação sinal-ruído-mais-interferência por bit codificado (SINR) e  $a = \sum_{l=1}^L a_l^2$  é uma variável aleatória chi-quadrada central com PDF dada por:

$$p_a(a) = \frac{1}{(L-1)!(\bar{a}/L)^L} a^{L-1} e^{-\frac{a}{\bar{a}/L}}, \quad (5)$$

onde  $\bar{a} = L\bar{a}_l^2$  é a média de  $a$ .

Quando são usadas seqüências aleatórias no enlace direto, o valor médio de  $\gamma_{bc}$  é dado por [5]:

$$E_a[\gamma_{bc}] = \frac{r_c}{\frac{2(N-1)}{LG} + \frac{N(L-1)}{G} + \left(\frac{E_b}{N_0}\right)^{-1}}, \quad (6)$$

onde  $r_c$  é a taxa do código convolucional,  $\frac{E_b}{N_0}$  é a relação sinal-ruído,  $G = \frac{R_c}{R_b}$ , é o ganho de processamento, onde  $R_c$  é a taxa de chips e  $R_b$  a taxa de bits da camada RLP antes do codificador.

A probabilidade de erro de bit,  $P_b$ , é obtida após a decodificação convolucional que usa o algoritmo de Viterbi com decisão suave e é dada por [4]:

$$P_b \leq \frac{1}{k_c} \sum_{d=d_{free}}^{\infty} \beta_d P_b(d), \quad (7)$$

onde  $k_c$  é o número de entradas ao codificador,  $\beta_d$  são os pesos do codificador, e seus valores podem ser obtidos em [6] para uma grande variedade de codificadores. O valor de  $P_b(d)$  é determinado pela probabilidade de se selecionar uma seqüência-código incorreta, que difere da seqüência-código correta em  $d$  posições, e é dada por [4]:

$$P_b(d) = P_{bc}^d \sum_{k=0}^{d-1} \binom{d-1+k}{k} (1-P_{bc})^k, \quad (8)$$

em que  $P_{bc}$  é dado por (3).

Para a análise com seqüências ortogonais, a probabilidade  $P_b$  foi obtida somente através de simulação.

### IV. ATRASO MÉDIO DE PACOTES TCP NA INTERFACE AÉREA

O tempo gasto para se transmitir um pacote TCP com sucesso na interface aérea é dado por [7]:

$$T_{TCP,a} = \frac{1 - P_{bloco,RLP}^{r+1}}{1 - P_{bloco,RLP}} n_{RLP} \left( \frac{N_{RLP}}{R_b} + \tau_{dec} \right) + 2\tau_a(r+1) + r\tau_{NACK} - \tau_a, \quad (9)$$

onde  $P_{bloco,RLP}$  é a probabilidade de erro de blocos RLP,  $r$  é o número máximo de retransmissões usadas na camada RLP,  $\tau_{dec}$  é o tempo gasto no processo de decodificação,  $\tau_a$  representa o tempo de propagação na interface aérea e  $\tau_{NACK} = \frac{H_{RLP}}{R_b}$  é o tempo de transmissão de um NACK.

Para determinar o valor de  $P_{bloco,RLP}$  é considerado um entrelaçador no transmissor e um desentrelaçador no receptor, com característica totalmente aleatória e de profundidade infinita, de modo de permitir que a amplitude do desvanecimento

seja decorrelacionada a cada símbolo. Assim,  $P_{bloco,RLP}$  pode ser avaliada por:

$$P_{bloco,RLP} = 1 - (1 - P_b)^{N_{RLP}}, \quad (10)$$

onde  $P_b$  é a probabilidade de erro por bit, obtida em (7) para seqüências aleatórias ou obtida somente por simulação para seqüências ortogonais.

O valor de  $\tau_{dec}$  depende da complexidade do algoritmo de Viterbi na decodificação convolucional, dada por [9]:

$$C_{conv} = 3(2^{K-1}) + 2^{\frac{1}{r_c}-1} \left( \frac{1}{r_c} - 1 \right), \quad (11)$$

onde  $K$  é o comprimento de restrição do codificador convolucional. Supondo que cada operação usa um período de relógio do processador, o tempo de decodificação do bloco RLP é dado por:

$$\tau_{dec} = \frac{C_{conv} N_{RLP}}{f_{clock}}, \quad (12)$$

onde  $f_{clock}$  é a freqüência do relógio do processador.

## V. CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO

A análise do protocolo TCP é baseado no modelo de controle de congestionamento Reno, um dos mais implementados na Internet. Este modelo se baseia nos mecanismos *slow start* e *congestion avoidance*, definidos a seguir.

### A. Slow Start

Este mecanismo é usado para determinar a capacidade da rede, onde o tamanho da janela de controle de congestionamento, CWND, é incrementada de um pacote cada vez que a confirmação de um pacote TCP, ACK (*acknowledgement*), é recebida. Este incremento apresenta um crescimento exponencial, duplicando o tamanho da janela cada tempo total de ida-e-volta, *RTT* (*round trip time*), até detectar congestionamento ou que a janela chegue ao tamanho máximo advertido pelo receptor. Quando se detecta congestionamento, o tamanho da janela se reduz a um pacote e começa um crescimento exponencial até a metade do valor máximo que a janela chegou a atingir quando se detetou a congestão. Posteriormente, o tamanho da janela é incrementado linearmente usando o mecanismo *congestion avoidance*.

### B. Congestion Avoidance

Neste mecanismo, o tamanho da janela é incrementada de  $\frac{1}{CWND}$  cada vez que um ACK é recebido. Assim, quando não existe congestionamento, a janela é incrementada linearmente em cada *RTT*.

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

Quando o transmissor recebe três ACKs consecutivos com o mesmo número de seqüência, o pacote perdido é retransmitido

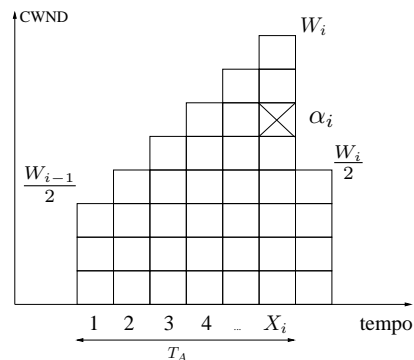


Fig. 2. Comportamento do tamanho da janela entre duas indicações de perda de pacotes TCP devido ao recebimento de três ACKs consecutivos com o mesmo número de seqüência.

imediatamente e o tamanho da janela é diminuída pela metade. A partir deste ponto se continua incrementando a janela de forma linear, eliminando a fase de *slow start*.

Expressões matemáticas para determinar o desempenho do protocolo TCP (*Throughput*) considerando o mecanismo de controle de congestionamento *congestion avoidance* foram obtidas em [8]. Na análise a seguir serão citados os resultados obtidos em [8] que são usados neste trabalho.

Inicialmente considera-se um período,  $T_A$ , entre duas indicações de perda de pacotes TCP devido ao recebimento de três ACKs consecutivos com o mesmo número de seqüência. O tamanho da janela é fixada em  $\frac{W_{i-1}}{2}$ , e posteriormente existe um incremento linear até a nova indicação de perda de pacote, atingindo a janela um tamanho  $W_i$ . Isto se ilustra na Fig. 2, onde o pacote de número  $\alpha_i$  representa o primeiro pacote perdido no período  $T_A$  e  $X_i$  o ciclo onde esta perda ocorre.

O tamanho  $W_i$  que chega a atingir a janela é dado por:

$$W_i = \frac{W_{i-1}}{2} + X_i - 1, \quad (13)$$

de onde se pode deduzir que:

$$E[X] = \frac{E[W]}{2} + 1. \quad (14)$$

O número total de pacotes transmitidos no período  $T_A$ ,  $Y_i$ , é dado por:

$$Y_i = X_i \frac{W_{i-1}}{2} + \frac{X_i(X_i - 1)}{2}, \quad (15)$$

com valor médio dado por:

$$E[Y] = \frac{E[X]E[W] + E[X](E[X] - 1)}{2}. \quad (16)$$

O valor de  $Y_i$  também pode ser expressado em função de  $\alpha_i$ , como sendo:

$$Y_i = \alpha_i + b_i, \quad (17)$$

onde  $b_i$  representa o número de pacotes transmitidos depois do primeiro pacote perdido.

Se  $P$  é a probabilidade de que o  $k$ -ésimo pacote seja o primeiro pacote perdido na transmissão, então:

$$Pr[\alpha = k] = (1 - P)^{k-1} P. \quad (18)$$

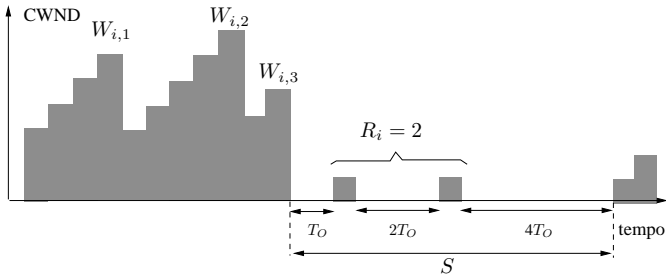


Fig. 3. Evolução do tamanho da janela considerando indicações de ACKs com o mesmo número de seqüência e o tempo de esgotamento de transmissão.

Baseados em (17) e (18) e considerando que  $E[b] = \frac{E[W]}{2}$ , se obtém que:

$$E[Y] = \frac{1}{P} + \frac{E[W]}{2}. \quad (19)$$

Igualando (16) com (19) e substituindo (14) obtém-se que:

$$E[W] = \frac{1}{3} \left( \sqrt{1 + \frac{24}{P}} - 1 \right). \quad (20)$$

Para a análise do sistema quando existe esgotamento do tempo de transmissão (*time-out*) é definido o tempo inicial de esgotamento como  $T_o$ . Depois de um  $T_o$  e dado que o pacote transmitido não chegou, o tamanho da janela é reduzido a um pacote, permitindo só a retransmissão do pacote perdido. Se a retransmissão não tem sucesso, o período  $T_o$  é incrementado a  $2T_o$ , e se persiste o erro é incrementada a  $4T_o$  e assim por diante até um máximo de  $64T_o$ . O valor de  $T_o$  é dado por [3]:

$$T_o = 2RTT, \quad (21)$$

onde  $RTT$  para o sistema analisado neste artigo é:

$$RTT = \frac{N_{TCP}}{R_f} + T_{TCP,a} + I_{TCP} \left( \frac{1}{R_f} + \frac{1}{R_b} \right) + 2(\tau_f + \tau_a), \quad (22)$$

onde  $\tau_f$  e  $R_f$  representam o tempo de propagação e a taxa de transmissão na rede fixa.

A Fig. 3 ilustra um exemplo do comportamento do tamanho da janela quando o tempo de transmissão é esgotado, onde  $S$  identifica o tempo total usado no intento de retransmitir um pacote depois da indicação de erro, e  $R_i$  representa o número total de pacotes enviados neste tempo. O valor médio de  $S$  para um tempo de esgotamento máximo de  $64T_o$  é dado por [8]:

$$E[S] = T_o \frac{1 + P + 2P^2 + 4P^3 + 8P^4 + 16P^5 + 32P^6}{1 - P}. \quad (23)$$

Na Fig. 3 pode-se observar que o número total de pacotes transmitidos,  $Y_{T,i}$ , é dado por:

$$Y_{T,i} = \sum_{i=1}^{n_i} Y_i + R_i, \quad (24)$$

onde  $n_i$  é o número de períodos  $T_A$  existentes antes da indicação do tempo de esgotamento. Assumindo que  $\{n_i\}$  é

uma seqüência de variáveis aleatórias, i.i.d e independentes de  $\{Y_i\}$ , o valor médio de  $Y_{T,i}$  é dado por [8]:

$$E[Y_T] = E[n]E[Y] + E[R], \quad (25)$$

onde

$$E[n] = \frac{1}{\min \left( 1, \frac{[1-(1-P)^3][1+(1-P)^3(1-(1-P)E[W]-3)]}{1-(1-P)E[W]} \right)}. \quad (26)$$

e

$$E[R] = \frac{1}{1-P}. \quad (27)$$

## VI. PROBABILIDADE DE PERDA DE PACOTE TCP

A probabilidade de perda de pacotes TCP,  $P$ , pode ser modelada por [7]:

$$\begin{aligned} P &= Pr \left( \underbrace{\text{Congestão}}_D \cup \underbrace{\text{Erro no canal sem fio}}_E \right) \quad (28) \\ &= Pr(E) + Pr(D) - Pr(D \cap E) \\ &= P_{TCP,a}(1 - P_C) + P_C, \end{aligned}$$

onde  $P_C$  representa a probabilidade de perda de pacotes TCP por congestionamento e  $P_{TCP,a}$  representa a perda de pacotes TCP na interface aérea. Se na camada RLP forem usadas no máximo  $r$  retransmissões,  $P_{TCP,a}$  é dada por [7]:

$$\begin{aligned} P_{TCP,a} &= \sum_{j_0=1}^{n_{RLP}} \binom{n_{RLP}}{j_0} P_{block,RLP}^{j_0} (1 - P_{block,RLP})^{n_{RLP}-j_0} \times \\ &\times \sum_{j_1=1}^{j_0} \binom{j_0}{j_1} P_{block,RLP}^{j_1} (1 - P_{block,RLP})^{j_0-j_1} \times \dots \\ &\times \sum_{j_r=1}^{j_{r-1}} \binom{j_{r-1}}{j_r} P_{block,RLP}^{j_r} (1 - P_{block,RLP})^{j_{r-1}-j_r}, \quad (29) \end{aligned}$$

## VII. VAZÃO DE DADOS

A vazão de dados para o protocolo TCP,  $\eta_{TCP}$ , é definida neste artigo como a taxa de transmissão de bits de informação recebidos com sucesso na camada TCP (*goodput*), e é dada pela relação entre o número total de bits de informação recebidos com sucesso e o tempo total usado na transmissão. A expressão teórica para determinar a vazão de dados do sistema modelado neste trabalho é dada por:

$$\eta_{TCP} = \frac{E[n](E[Y] - 1) + 1}{T_{total}} N_{TCP}, \quad (30)$$

onde

$$\begin{aligned} T_{total} &= \left( 2\tau_f + \frac{I_{TCP}}{R_f} \right) (E[n]E[X] + E[R]) \quad (31) \\ &+ T_{TCP,a}(E[n]E[Y] + E[R]) + E[S], \end{aligned}$$

TABELA I  
PARÂMETROS USADOS.

Parâmetro	Valor	Parâmetro	Valor
$L$	3	$N_{TCP}$	4.448 bits
$G$	64	$I_{TCP}$	4.288 bits
$G_c$	32	$H_{TCP}$	160 bits
$r_c$	$\frac{1}{2}$	$N_{RLP}$	192 bits
$R_f$	10 Mbits/s	$I_{RLP}$	160 bits
$R_b$	60 kbits/s	$H_{RLP}$	32 bits
$R_c$	3,84 Mchips/s	$n_{RLP}$	28 blocos
$\tau_a$	3,3 $\mu$ s	$T_O$	2RTT
$\tau_f$	30 ms	$P_C$	$1 \times 10^{-10}$
$f_{clock}$	500 MHz	$\kappa$	$\frac{N-1}{G}$

## VIII. RESULTADOS

Nesta seção são apresentadas as curvas obtidas para a vazão de dados do protocolo TCP normalizada pela taxa de bits da camada RLP,  $R_b$ . Os resultados são avaliados em função do carregamento do sistema,  $\kappa$ , definido como:  $\frac{N-1}{G}$ .

Os resultados apresentados nesta seção foram obtidos usando-se os parâmetros da Tab. I. Para o sistema CDMA foram usados valores especificados no padrão WCDMA [10]. Foi escolhida uma taxa de transmissão de 60 kbits/s com ganho de processamento  $G=64$ . São usados codificadores convolucionais de taxa  $r_c = \frac{1}{2}$ , obtendo assim um ganho de processamento de bit codificado  $G_c = r_c G = 32$ , o que limita o número de sequências ortogonais a 32 e faz com que o carregamento do sistema tenha como valor máximo  $\kappa = 0,5$ .

É usado o codificador convolucionar de taxa  $r_c = \frac{1}{2}$  especificado no padrão WCDMA, que possui comprimento de restrição  $K = 9$ ,  $d_{free} = 12$  e matriz geradora  $\mathbf{G} = [753, 561]_8$ . Quando é analisado o desempenho do sistema com seqüências ortogonais é também usado um codificador convolucionar com comprimento de restrição  $K = 3$ ,  $d_{free} = 5$  e matriz geradora  $\mathbf{G} = [5, 7]_8$ .

Na camada RLP é considerado um máximo de 3 retransmissões, pois para um número maior de retransmissões não se obtém um aumento significativo no desempenho do sistema [7], [11].

A Fig. 4 apresenta as curvas da vazão normalizada de dados para o protocolo TCP em função do carregamento do sistema para um máximo de  $r = 0$  e 3 retransmissões na camada RLP. São usadas seqüências aleatórias, o codificador convolucionar de  $d_{free} = 12$  e  $\frac{E_b}{N_0} = 10$  dB. Os resultados foram obtidos, tanto em forma teórica, como também por simulação. Para a simulação do protocolo TCP foi usado o programa NS (*Network Simulator*) [12], considerado a transmissão de uma aplicação FTP do servidor para a estação móvel. Comparando o resultado teórico com o simulado, pode-se observar uma melhor aproximação, quanto maior é a vazão de dados. Também pode-se comprovar o incremento da vazão de dados devido ao processo de detecção e retransmissão de blocos errados na camada RLP, permitindo assim atingir um maior carregamento do sistema.

A Fig. 5 apresenta as curvas da vazão normalizada de dados para o protocolo TCP em função do carregamento do sistema para  $r = 0$  e 1 retransmissões na camada RLP.

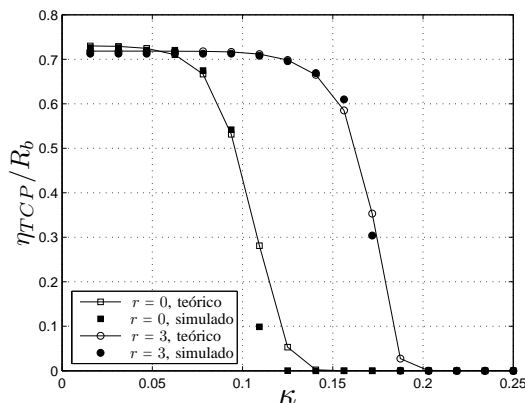


Fig. 4. Comparação da vazão de dados normalizada teórica e simulada para o protocolo TCP em função do carregamento do sistema, usando seqüências aleatórias, código corretor de erro convolucionar com  $d_{free} = 12$  e  $\frac{E_b}{N_0} = 10$  dB.

São usadas seqüências ortogonais *Walsh-32*, o codificador convolucionar de  $d_{free} = 12$  e  $\frac{E_b}{N_0} = 5$  dB. Pode-se observar que quando seqüências ortogonais são usadas, se consegue maximizar a vazão de dados inclusive para o carregamento máximo permitido pelo sistema usando só uma retransmissão na camada RLP. Comparando estes resultados com os obtidos com seqüências aleatórias, pode-se observar o melhor desempenho que as seqüências ortogonais proporcionam. Vale mencionar ainda que para o sistema com seqüência aleatórias foi usado o dobro da relação sinal-ruído. A Fig. 6 apresenta o comportamento da vazão de dados em função da relação sinal-ruído, quando são usadas seqüências ortogonais para um carregamento  $\kappa = 0,29$  (20 usuários).

Finalmente, na Fig. 7 apresentam-se as curvas da vazão normalizada de dados para o protocolo TCP em função do carregamento do sistema também para seqüências ortogonais *Walsh-32*, usando agora o codificador convolucionar de  $d_{free} = 5$  e  $\frac{E_b}{N_0} = 10$  dB. Pode-se observar que também se consegue maximizar a vazão de dados inclusive para o carregamento máximo do sistema usando só uma retransmissão na camada RLP. O valor máximo atingido pela vazão dados é maior que aquele obtido na Fig. 5, devido a que o tempo de decodificação é menor. Em compensação a relação sinal-ruído usada no sistema da Fig. 5 é menor.

## IX. CONCLUSÕES

Neste artigo foi obtida a expressão teórica da vazão de dados do protocolo TCP para uma rede mista, onde foi considerado o mecanismo de controle de congestionamento *congestion avoidance* na camada TCP, e um sistema híbrido de detecção e correção de erro na camada de enlace, usando o protocolo RLP e códigos corretores de erro FEC do tipo convolucionar, respectivamente.

Foram comparados os resultados teóricos com resultados obtidos por simulação. Na simulação foi utilizado o modelo de controle de congestionamento Reno e a transmissão de uma aplicação FTP do servidor para o terminal móvel. A comparação mostrou uma boa aproximação, quanto maior é a vazão de dados, o que representa uma baixa probabilidade

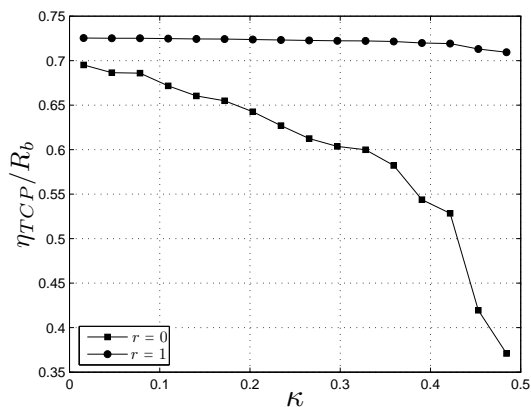


Fig. 5. Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP em função do carregamento do sistema, usando seqüências ortogonais Walsh-32, código corretor de erro convolucional com  $d_{free} = 12$  e  $\frac{E_b}{N_0} = 5$  dB.

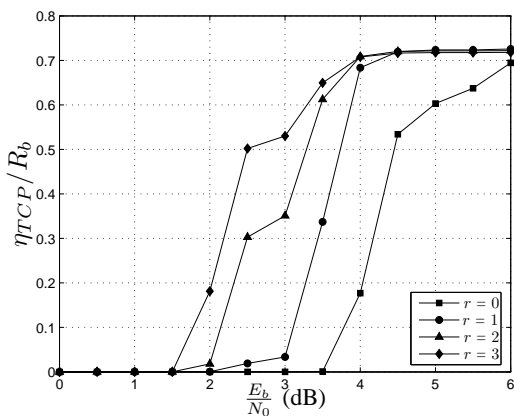


Fig. 6. Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP em função da relação sinal-ruído, usando seqüências ortogonais Walsh-32, código corretor de erro convolucional com  $d_{free} = 12$  e  $\kappa = 0,29$  (20 usuários).

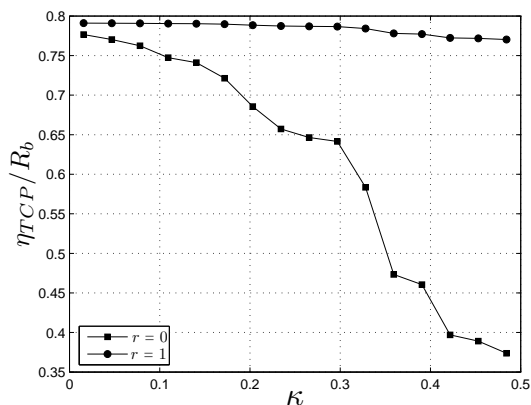


Fig. 7. Vazão de dados normalizada para o protocolo TCP em função do carregamento do sistema, usando seqüências ortogonais Walsh-32, código corretor de erro convolucional com  $d_{free} = 5$  e  $\frac{E_b}{N_0} = 10$  dB.

de erro de pacotes TCP. A diferença para altos valores de probabilidade de erro de pacotes TCP é devido a que o controle de congestionamento do modelo Reno se mantém a maior parte do tempo na fase *slow start*.

O uso de códigos convolucionais e seqüências ortogonais garantiram uma baixa probabilidade de erro no canal sem fio. Além disso, o processo de detecção e retransmissão de blocos RLP errados conseguiram atingir o máximo carregamento possível,  $\kappa \approx 0,5$ , ou seja 32 usuários, através de apenas uma retransmissão, obtendo a máxima vazão de dados.

Mostrou-se que quando é usado um codificador convolucional com a mesma taxa e menor número de memórias, a vazão de dados máxima aumenta devido ao menor tempo de decodificação.

Comparando os resultados obtidos para seqüências aleatórias e seqüências ortogonais, observou-se o baixo desempenho obtido quando as primeiras foram usadas. A idéia original de usar seqüências aleatórias foi tentar usar um codificador de taxa  $r_c$  próxima a 1 que permitiria atingir um carregamento do sistema maior que 0,5 pela existência de muitas seqüências, mas dos resultados mostrados na Fig. 4 podemos concluir que para conseguir um desempenho maior o igual que com seqüências ortogonais seria necessária uma altíssima relação sinal-ruído.

Finalmente, concluímos que os mesmos mecanismos de controle de congestionamento para TCP usados na rede fixa podem também ser usados na rede mista, sempre que um bom sistema de detecção e correção de erros seja usado no enlace sem fio. Na camada FEC poderiam também ser usados códigos turbo, os mesmos que além de atingir o máximo carregamento permitido, conseguiriam usar uma menor relação sinal-ruído e melhorar ainda mais o desempenho do sistema, como foi provado em [13].

REFERÊNCIAS

- [1] TIA/EIA/IS-707-A-2.10, "Data Service Options for Spread Spectrum Systems: Radio Link Protocol Type 3", January 2000.
- [2] M. Allman, V. Paxson and W.R.Stevens, "TCP Congestion Control", RFC 2581, 1999.
- [3] W. Stevens, *TCP/IP Illustrated, Volume 1 - The Protocols*. Addison Wesley, 1994.
- [4] J. Proakis, *Digital Communications*, McGraw-Hill, 3rd Ed., 1994.
- [5] R. Ramos e Celso de Almeida, "Esquema Híbrido de Diversidade de Transmissão para Sistemas WCDMA", SBRT, 2004.
- [6] J. Conan, "The Weight Spectra of some Short Low-Rate Convolutional Codes", *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 32, pp. 1050-1053, September 1984.
- [7] T. B. da Nóbrega, "Eficiência dos Protocolos TCP/RLP sobre Sistemas sem Fio WCDMA usando Arranjo Lineares de Antenas", Tese de Mestrado, UNICAMP, 2002.
- [8] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley and J. Kurose, "Modeling TCP Throughput: A Simple Model and its Empirical Validation", Proceedings of SIGCOMM'98, 1998.
- [9] Yuan LI, Kwok H. LI, "Capacity Comparison of Turbo and Convolutional Codes in Multi-cell DS-CDMA Systems", IEEE, VTC2000, 2000.
- [10] H. Holma and A. Toskala, *WCDMA for UMTS Radio Access for Third Generation Mobile Communications*, revised edn, John Wiley and Sons, Finland, 2000.
- [11] A. Chockalingam and G. Bao, "Performance of TCP/RLP Protocol Stack on Correlated Fading DS-CDMA Wireless Links", *IEEE Trans. Vehicular Tech.*, Vol. 49, no. 1 pp. 28-33, January, 2000.
- [12] The VINT Project, *The ns Manual (formerly ns Notes and Documentation)*, UC Berkeley. Disponível em: <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.
- [13] G. O. Cifuentes e Celso de Almeida, "Desempenho do protocolo TCP em sistemas de comunicação sem fio CDMA usando estratégias de correção de erro FEC e RLP", SBRT, 2004.