

Dimensionamento de Enlaces Sem Fio com Compartilhamento de Voz e Dados

Marcelo de Oliveira Marques e Ivanil Sebastião Bonatti

Resumo—Um algoritmo para dimensionamento de enlaces sem fio com compartilhamento de voz e dados, aplicado à rede GSM/GPRS, utilizando uma técnica de aproximação que permite a decomposição de uma cadeia de Markov bidimensional em duas unidimensionais, é proposto neste trabalho.

Palavras-Chave—GPRS, Dimensionamento, Sistema sem fio.

Abstract—An algorithm for sizing of wireless link with voice and data sharing, applied in the GSM/GPRS network, using a approximation technique that allows the decomposition of a two-dimensional Markov chain, in two one-dimensional is presented.

Index Terms— GPRS, Dimensioning, Wireless System.

I. INTRODUÇÃO

A implantação do serviço de múltiplo acesso GPRS (*General Packet Radio Service*) sobre as redes GSM (*Global System for Mobile Communications*) aumenta a eficiência da utilização dos recursos de rádio através do compartilhamento sob demanda dos canais disponíveis na rede GSM [1]. O GPRS utiliza a canalização de frequência do GSM, na qual cada portadora transporta um quadro TDMA (*Time-Division Multiple Access*) composto por oito janelas de tempo. Em cada célula, uma ou mais portadoras são utilizadas para a transmissão de voz, PDUs e sinalização.

O GPRS possui quatro esquemas de codificação. O esquema de codificação CS1, com taxa de transmissão de 9.05 kbits/s, é utilizado principalmente para transmissão de sinalização. Os esquemas de codificação CS2, CS3 e CS4 oferecem maiores taxas de transmissão, com menor proteção das informações transmitidas.

A transmissão no GPRS se dá através da alocação de um canal de pacotes de dados PDCH (*Packet Data Channel*), formado pela recorrência de uma determinada janela de tempo em um multiquadro de 52 quadros consecutivos, podendo formar até oito PDCHs. A estrutura de multiquadro do PDCH é mostrada na Figura 1.

Marcelo de Oliveira Marques, Departamento de Telecomunicações, Instituto Nacional de Telecomunicações, Minas Gerais, Brasil. Ivanil Sebastião Bonatti, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação - Universidade Estadual de Campinas, São Paulo, Brasil. e-mails: marcelo@inatel.br e ivanil@dt.fee.unicamp.br. Este trabalho foi parcialmente financiado pelo CNPq - Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico, FAPESP - Fundação de Amparo à Pesquisa do Estado de São Paulo e CAPES - Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Ensino Superior.

Os 52 quadros TDMA que formam o multiquadro de um PDCH são divididos em doze blocos-rádio (*Radio Block*), de quatro quadros cada, dois quadros *Idle* destinados às medidas de interferência e dois quadros destinados à sincronização do terminal com a rede.

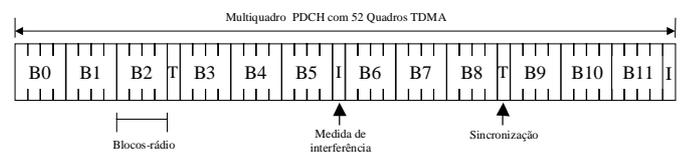


Figura 1 - Estrutura de Multiquadro de um PDCH.

A alocação dos canais às estações ocorre de forma dinâmica e sob demanda. Os PDCHs podem ser compartilhados por mais de uma estação, bem como, vários PDCHs podem ser alocados a uma única estação. A estação móvel, para transmitir uma PDU (*Protocol Data Unit*), solicita a criação de um TBF (*Temporary Block Flow*) através do canal de acesso aleatório PRACH (*Packet Random Access Channel*). Esse mecanismo de criação de TBF pode ser visto como o de estabelecimento de um circuito virtual que define a conexão entre a estação móvel e a estação rádio-base. Neste trabalho, esse circuito virtual é modelado como um canal que é retido pelo tempo necessário para a completa transmissão da PDU.

A integração entre voz e dados pode ser feita sobre comutação de pacotes de uma maneira assíncrona, sendo os pacotes de voz tratados da mesma maneira que os pacotes de dados, com exceção da prioridade dos primeiros sobre os segundos, para garantir um tempo de atraso máximo para os canais de voz. Os protocolos de múltiplo acesso com reserva permitem alocar aos sinais naturalmente síncronos, canais que se repetem ciclicamente na cadência apropriada e usar a capacidade adicional do sistema para enviar os sinais de dados, sensíveis a perdas, mas não aos atrasos. A combinação do protocolo TCP/IP (*Transmission Control Protocol / Internet Protocol*) para os dados com o protocolo UDP (*User Datagram Protocol*) para a voz, realizam esta integração de forma complementar [2], [3] e [4].

Chen *et al.* [5] analisaram o compartilhamento com prioridade para o serviço de voz e a utilização de fila para pacotes de dados que sofreram, ou não, preempção. Meo *et al.* [6] investigaram uma estratégia de compartilhamento dinâmico usando a informação da ocupação da fila como referência para alocação de canais exclusivos para pacotes de dados. Neame *et al.* [7] propuseram o dimensionamento de enlaces para usuários com fontes de tráfego descritas por um modelo On-Off (taxas média e de pico) aproximando o

tráfego total por uma fonte equivalente gaussiana. O modelo resultante é simples, mas depende de um parâmetro de projeto que deve ser estimado em função do tamanho do buffer utilizado. Além disso, o número de usuários do sistema deve ser conhecido deterministicamente, o que não é realista sob o ponto de vista de dimensionamento. *Oliveira et al.* [8] propuseram um algoritmo baseado no conceito de banda efetiva para dimensionamento de enlaces em redes ATM. O método proposto é bastante eficiente se a disciplina de atendimento é do tipo *round-robin* e cada conexão tem *buffer* próprio. Entretanto, o cálculo de banda efetiva é feito a partir dos parâmetros do contrato de tráfego, que não necessariamente existe nos sistemas não ATM, o que quase sempre implica em superestimar a banda necessária. Neste trabalho, um algoritmo de dimensionamento de enlaces sem fio foi proposto usando uma técnica de aproximação, que permite a decomposição de uma cadeia de Markov bidimensional, em duas unidimensionais [9]. Na seção 2, são apresentadas as hipóteses simplificadoras e desenvolvido o modelo de análise. Na seção 3 é apresentado o modelo de síntese do enlace sem fio. Os resultados numéricos são apresentados na seção 4 e as conclusões são apresentadas na seção 5.

II. MODELO DE ANÁLISE

O esquema de alocação dos C canais entre as chamadas de voz e as PDUs é mostrado na Figura 2. C_v canais podem ser acessados pelas chamadas de voz e pelas PDUs, com preempção pelas chamadas de voz sobre as PDUs e, os demais $C_d = C - C_v$ canais, são tomados exclusivamente pelas PDUs, sendo Y a variável aleatória que descreve o número de canais tomados pelas chamadas telefônicas bem sucedidas ($0 \leq y < C_v$) e X a variável aleatória que representa o número de canais não tomados pela chamadas telefônicas ($0 \leq x < C_d$).

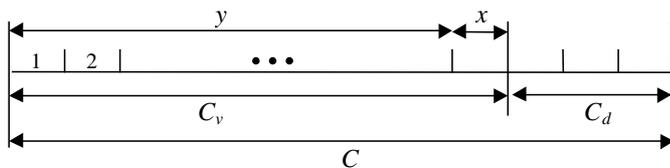


Figura 2 - Estrutura de alocação de canais.

Cada estação gera PDUs com distribuição de Poisson e com taxa média de λ_d / n , sendo n o número de estações móveis presentes no sistema. O comprimento das PDUs tem distribuição exponencial com tamanho médio $E\{R\}$ e com tempo médio de serviço $1/\mu_d$.

Cada estação gera chamadas de voz com taxa média λ_v / n e distribuição de Poisson e com tempo médio de retenção $1/\mu_v$ e distribuição exponencial. As chamadas bloqueadas são eliminadas do sistema.

Neste trabalho é considerado que os canais possuem o esquema de codificação CS2, com taxa de transmissão de 13.4 kbits/s. Assim, o meio de transmissão é modelado com C canais, cada um com uma taxa de transmissão de 13.4 kbits/s. Se tomado por uma chamada de voz, cada um dos C canais

fica retido durante a conversação e é liberado no fim da comunicação.

Se tomado por uma PDU (por uma estação enviando uma PDU) o canal fica retido durante a transmissão da PDU, a menos que sofra preempção por uma chamada de voz. Neste caso, o restante da PDU é armazenado e é prioritariamente (em relação às demais PDUs) enviada em um próximo acesso bem sucedido. Cada estação tem um buffer para armazenar as PDUs quando o acesso é negado, sendo b o limite para o número máximo de PDUs presentes no sistema. Se uma PDU é gerada e as b posições estiverem ocupadas a PDU é bloqueada e eliminada do sistema.

Uma PDU usa exclusivamente um dos canais para sua transmissão. Portanto, o tempo de retenção do canal é resultado da divisão do tamanho da PDU pela taxa de transmissão do canal (13.4 kbits/s). As retransmissões devido ao esquema ARQ de proteção contra erros no meio de transmissão aumentam o tamanho efetivo médio das PDUs. O parâmetro $1/\mu_d$ leva em conta essas retransmissões.

A cadeia markoviana para o sistema com quatro canais, sendo um reservado para dados, e com capacidade máxima de cinco PDUs no sistema é mostrada na Figura 3.

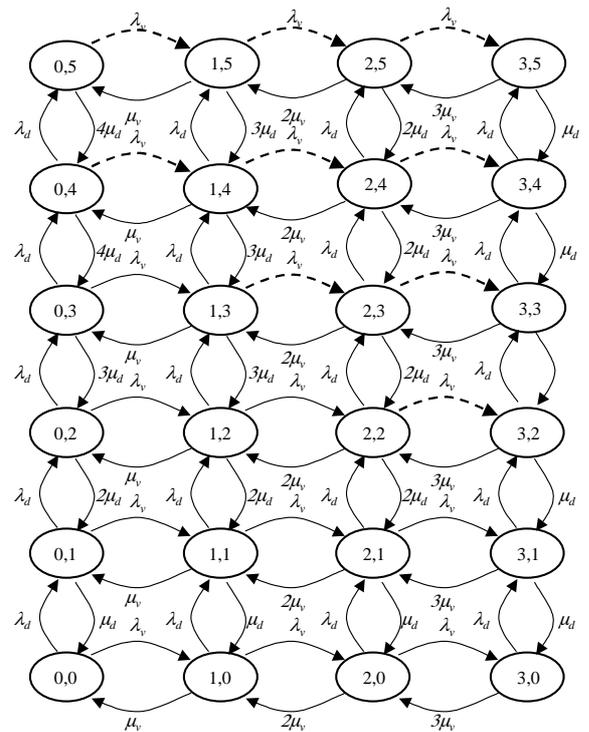


Figura 3 – Diagrama de estado da cadeia de Markov para $C=4$, $C_d=1$ e $b=5$.

Observe que na transição do estado (1,3) para (2,3) houve a preempção de um dos canais de dados. No estado (1,3) há um canal de voz em conversação e três canais transmitem uma PDU cada. No estado (2,3), há dois canais de voz em conversação, dois canais transmitindo uma PDU cada e a PDU que sofreu preempção está no buffer de espera.

A determinação da probabilidade conjunta do número de canais de voz e de dados pode ser obtida pela resolução das equações de equilíbrio da cadeia markoviana mostrada na Figura 3. Entretanto, para um número grande de canais no

sistema, a complexidade da cadeia cresce significativamente, inviabilizando o seu uso para análise e síntese do sistema, pois é proporcional ao produto $(C_v + 1)(b + 1)$, isto é, o tamanho do buffer é relevante e não apenas o número de canais do sistema.

Ghani e Schwartz mostraram que a probabilidade do número de canais de voz e a probabilidade condicional do número de canais de dados podem ser aproximadas por duas filas independentes [10]. Esta aproximação é tanto melhor quanto maior for a diferença entre os tempos de retenção dos canais de voz e de dados. Em geral, o tempo para transmitir-se uma PDU é significativamente menor que a duração de uma conversa telefônica, o que justifica plenamente a hipótese adotada. Desta forma, Y é descrito por uma fila $M/M/C_v/C_v$ e N dado y , a variável aleatória que descreve o número de PDUs no sistema, é descrito por uma fila $M/M/C_d + x/b$.

Nos modelos de análise considera-se conhecidos os parâmetros de tráfego $\rho = \lambda_d / \mu_d$ e $\rho_v = \lambda_v / \mu_v$ e os parâmetros estruturais C , C_d e b , e quer-se determinar os indicadores de qualidade de serviço: P_v , Probabilidade de bloqueio dos canais de voz; P_d , Probabilidade de bloqueio de PDUs e W_d , tempo médio de espera nos buffers para as PDUs. O bloqueio dos canais de voz é dado pela fórmula de Erlang (veja equação 12)

$$P_v = E(\rho_v, C_v) \quad (1)$$

O número de canais disponíveis para transmissão das PDUs é dependente do número de canais ocupados com voz. A probabilidade condicional de que $C_d + x$ canais estejam disponíveis para dados é dada por

$$q_x = \left(\sum_{k=0}^{C_v} \frac{\rho_v^k}{k!} \right)^{-1} \frac{\rho_v^{C_v-x}}{(C_v-x)!}, \quad x = 0, 1, \dots, C_v \quad (2)$$

O número médio de canais disponíveis para dados é $\bar{x} + C_d$ com

$$\bar{x} = C_v - \rho_v(1 - P_v) \quad (3)$$

Para um dado x a ocupação dos canais de dados pode ser modelada pela fila $M/M/m = C_d + x/b$, na qual b é o limitante para o número máximo de PDUs no sistema.

A probabilidade de k PDUs no sistema é dada por [11]

$$p_k(m) = \begin{cases} p_0 \frac{\rho^k}{k!} & \text{para } k < m = C_d + x \\ p_0 \frac{\rho^k}{m! m^{k-m}} & \text{para } m \leq k \leq b \end{cases} \quad (4)$$

com

$$p_0 = \left[\sum_{k=0}^{m-1} \frac{\rho^k}{k!} + \frac{\rho^m \left(1 - \left(\frac{\rho}{m} \right)^{b-m+1} \right)}{m! \left(1 - \left(\frac{\rho}{m} \right) \right)} \right]^{-1} \quad (5)$$

Uma nova solicitação de TBF será bloqueada se $k = b$ PDUs estiverem presentes no sistema. Assim, a probabilidade condicional de bloqueio é dada por $p_b(m)$ e a probabilidade de bloqueio de dados P_d é

$$P_d = \sum_{x=0}^{C_v} q_x \cdot p_b(m) \quad (6)$$

O Teorema de Little permite determinar o tempo médio de espera como

$$W_d = \frac{1}{\lambda_d(1 - P_d)} \cdot \sum_{x=0}^{C_v} q_x L(m) - \frac{1}{\mu_d} \quad (7)$$

sendo $L(m)$ o número condicional médio de PDUs presentes no sistema dado por

$$L(m) = p_0 \left(\frac{\rho^m \frac{\rho}{m} \left(1 - \left(\frac{\rho}{m} \right)^{k-m+1} - \left(1 - \frac{\rho}{m} \right) (k-m+1) \left(\frac{\rho}{m} \right)^{k-m} \right)}{m! \left(1 - \frac{\rho}{m} \right)^2} \right) + \rho(1 - p_b) \quad (8)$$

e

$$p_0 = \left(\sum_{k=0}^{m-1} \frac{\rho^k}{k!} + \frac{\rho^m}{m!} \cdot \frac{1 - \rho^{b-m+1}}{1 - \rho} \right)^{-1} \quad (9)$$

No caso de buffer infinito, e para o tráfego de dados ρ menor que o número de canais C_d , as equações (5) e (8) podem ser simplificadas [11].

$$L(m) = \rho + \left(\frac{\rho^{m+1}}{(m-1)!(m-\rho)^2} \right) p_0 \quad (10)$$

e

$$p_0 = \left(\frac{\rho^m}{(m-1)!(m-\rho)} + \sum_{k=0}^{m-1} \frac{\rho^k}{k!} \right)^{-1} \quad (11)$$

As funções de distribuição de probabilidade do número de canais ocupados por usuários de voz P_v , calculada pela resolução da cadeia de Markov apresentada na Figura 3, e para o caso da aproximação P_{vcond} são mostradas na Figura 4, para os seguintes parâmetros: $C_v = 18$, $C_d = 9$, $b = 50$, $\rho = 10$ and $\rho_v = 10$ e 20 . Note que os dois modelos produzem resultados idênticos uma vez que não existe aproximação para os canais de voz.

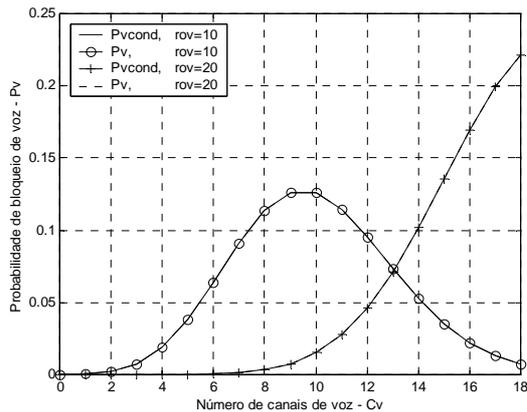


Figura 4 – Funções de distribuição de probabilidade do número de canais ocupados por usuários de voz P_v , calculada pela resolução da cadeia de Markov apresentada na Figura 3, e para o caso da aproximação P_{vcond} .

As funções de distribuição de probabilidade do número de canais ocupados por usuários de dados são mostradas na Figura 5, para os mesmos parâmetros utilizados para a Figura 4. Note que para os dois modelos, P_d , calculada pela resolução da cadeia de Markov apresentada na Figura 3, e P_{dcond} , os resultados são similares quando a probabilidade de bloqueio de voz é pequena.

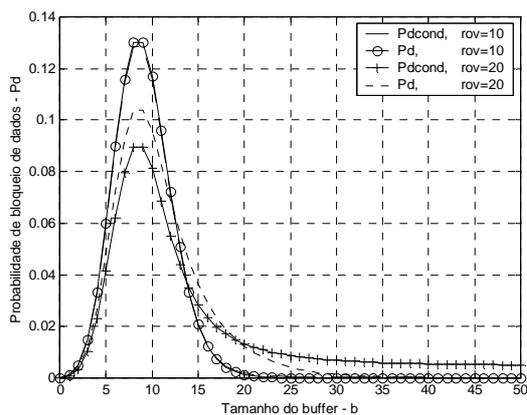


Figura 5 – Funções de distribuição de probabilidade do número de canais ocupados por usuários de voz P_d , calculada pela resolução da cadeia de Markov apresentada na Figura 3, e para o caso da aproximação P_{dcond} .

III. MODELO DE SÍNTESE

No dimensionamento de enlaces sem fio supõe-se conhecidas as previsões de demanda de voz e de PDUs, caracterizadas pelos parâmetros ρ_v e ρ e quer-se obter o número de canais do sistema C e o número mínimo de canais de dados C_d . Os parâmetros de qualidade de serviço P_{vesp} , P_{desp} e W_{desp} são especificados como metas a serem atendidas com um número mínimo de canais no sistema.

O algoritmo proposto tem duas fases. Na primeira, C_v é determinado para garantir a probabilidade de bloqueio P_{vesp} . Na segunda, o parâmetro C_d é incrementado iterativamente até que os valores W_{desp} e P_{desp} especificados sejam atendidos.

A. Determinação de C_v

A determinação do número mínimo de canais que garante que a probabilidade de bloqueio dos canais de voz seja menor que o valor especificado P_{vesp} implica o cálculo repetitivo da fórmula de Erlang.

Devido à complexidade da fórmula de Erlang, um método iterativo é usado para o seu cálculo.

$$E(\rho_v, n+1) = \frac{\rho_v \cdot E(\rho_v, n)}{(n+1) + \rho_v \cdot E(\rho_v, n)} \quad (12)$$

A fórmula de Erlang $E(\rho_v, n)$ determina a probabilidade de bloqueio de um tráfego poissoniano de intensidade ρ_v oferecido a um enlace com n canais. No dimensionamento de um enlace necessita-se da inversa da função de Erlang $n(\rho_v, P_v)$, que fornece o número mínimo de canais para atender o tráfego poissoniano de intensidade ρ_v com probabilidade de bloqueio menor que P_{vesp} .

Métodos numéricos têm sido usados para obter a função inversa devido às dificuldades inerentes à fórmula de Erlang, dos quais destaca-se o método de bissecção. Limites analíticos inferior e superior da função $n(\rho_v, P_v)$ são conhecidos e facilitam a aplicação do método de bissecção. O limite superior é dado por [12]

$$n_s = \rho_v \cdot (1 - P_v) + \frac{1}{P_v} \quad (13)$$

O limite inferior de $n(\rho_v, P_v)$ é dado pelo tráfego escoado

$$n_l = \rho_v \cdot (1 - P_v) \quad (14)$$

O algoritmo descrito a seguir determina o valor de C_v

```

Inicialização
n_l ← ρ_v(1 - P_vesp)
n_s ← ρ_v(1 - P_vesp) + 1/P_vesp
Enquanto n_s > n_l + 1
  n ← ⌊ (n_s + n_l) / 2 ⌋
  Se E(ρ_v, n) < P_vesp
    então n_s ← n
  caso contrário n_l ← n
fim enquanto
C_v ← n_s

```

B. Determinação de C_d

Um valor preliminar para C_{dmin} pode ser determinado pela relação

$$E(\rho_v + \rho, C_v + C_d) < \max\{P_{vesp}, P_{desp}\} \quad (15)$$

Em geral, a probabilidade de bloqueio especificada para os canais de voz é muito maior que a probabilidade de bloqueio especificada para as PDUs.

O algoritmo a seguir determina o valor de C_d .

```

Inicialização
 $n_l \leftarrow \lceil C_{d \min} \rceil$ 
 $n_s \leftarrow 2 \cdot n_l$ 
Enquanto  $W_{desp} > W_d$  ou  $P_{esp} > P_d$ 
     $n_l \leftarrow n_s$ 
     $n_s \leftarrow 2 \cdot n_l$ 
fim enquanto
Enquanto  $n_s > n_l + 1$ 
     $n \leftarrow \left\lfloor \frac{n_s + n_l}{2} \right\rfloor$ 
    Se  $W_{desp} > W_d$  ou  $P_{desp} > P_d$ 
        então  $n_l \leftarrow n$ 
        caso contrário  $n_s \leftarrow n$ 
    fim enquanto
 $C_d \leftarrow n_s$ 

```

IV. RESULTADOS

O número de canais C , o número mínimo de canais de dados C_d , P_d e W_d em função dos tráfegos de voz $\rho_{nominal}$ e de dados ρ para $E\{R\} = 1675$ bytes (13400 bits), $P_{vesp} = 1e-2$ e $W_{desp} = 1$ s, $P_{desp} = 1e-3$ e $b = 100$ são mostrados na Tabela 1, na qual o número de canais C_d e C_v foram dimensionados, de forma a garantir a qualidade de serviço mínima desejada para o tráfego de voz e de dados.

TABELA 1: $b = 100$; $W_{desp} = 1$ s; $P_{desp} = 1e-3$;

$\rho_{nominal}$	C_v	ρ	C_d	C	P_d/P_{desp}	W_d/W_{desp}
1	5	1	1	6	0.03	0.16
10	18	1	1	19	0.07	0.36
30	42	1	1	43	0.07	0.37
1	5	10	9	14	0.47	0.23
10	18	10	9	27	0.85	0.15
30	42	10	9	51	0.85	0.12
1	5	30	29	34	0.61	0.21
10	18	30	29	47	0.51	0.08
30	42	30	29	71	0.45	0.05

O comportamento da probabilidade de bloqueio P_d e do tempo de espera W_d em função do tráfego de voz normalizado ($\rho_v / \rho_{nominal}$) são apresentados nas figuras 6 e 7, para $\rho_d = 10$, $C_v = \{5, 18, 42\}$ e $C_d = 9$.

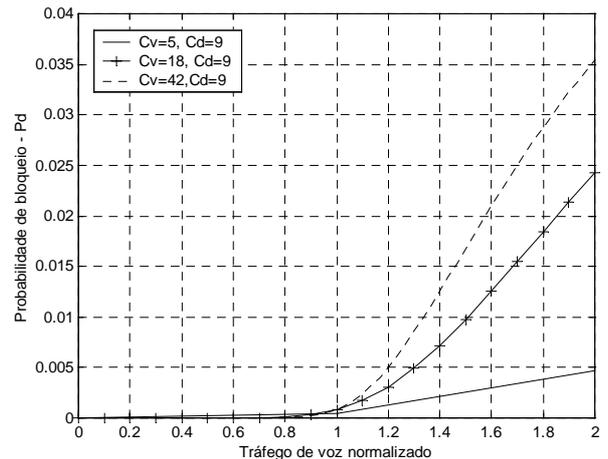


Figura 6 – Probabilidade de bloqueio P_d em função da variação do tráfego de voz.

O comportamento da probabilidade de bloqueio de dados P_d apresenta uma maior degradação quanto maior for o tráfego de voz. Uma menor degradação é encontrada para $\rho_v = 1$ e $C_v = 5$, refletindo o ganho de escala proporcionado pela relação entre o tráfego de voz oferecido e o número de canais C_v disponibilizado. Para este caso, a relação apresenta 20% de ocupação média dos canais disponíveis. Para os casos de $\rho_v = 10$ e $\rho_v = 30$, os percentuais de ocupação média são aproximadamente 55% e 70%, implicando em uma maior indisponibilidade destes canais para serem compartilhados com o tráfego de dados.

A Figura 6 mostra que para um pequeno aumento no tráfego de voz, para $\rho_v = \{10 \text{ e } 30\}$, as probabilidades de bloqueio P_d já são superiores ao parâmetro de qualidade de serviço desejado ($P_d = 1e-3$). Para $\rho_v = 1$, uma sobrecarga de até 15% do tráfego de voz não compromete a probabilidade de bloqueio especificada. O comportamento do tempo de espera W_d , apresentado na Figura 7, também apresenta uma maior degradação em função do aumento do tráfego de voz. Porém, para os três valores de tráfego de voz utilizados $\rho_v = \{1, 10 \text{ e } 30\}$ uma sobrecarga no tráfego de voz de até aproximadamente 25% ainda permite a manutenção do tempo de espera $W_d = 1$ s especificado. Neste caso, a probabilidade de bloqueio passa a ser o limitante no dimensionamento do enlace. Para $\rho_v = 1$, até uma sobrecarga no tráfego de voz de 200% é possível sem que o valor de W_d ultrapasse a 1 s. A probabilidade de bloqueio P_d e de tempo de espera W_d apresentam o mesmo comportamento para os casos de $\rho_d = \{1 \text{ e } 30\}$ em função da sobre carga do tráfego de voz.

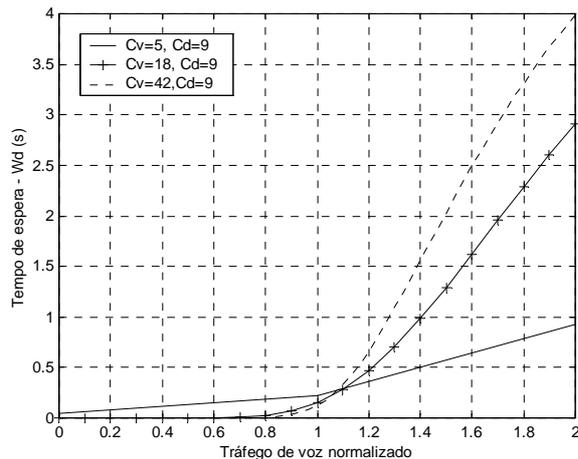


Figura 5 – Tempo de espera W_d em função da variação do tráfego de voz.

V. CONCLUSÃO

O dimensionamento de enlaces em redes sem fio foi abordado neste trabalho. Considerando-se conhecidos os tráfegos de voz e de dados, o número mínimo de canais do enlace foi obtido para as probabilidades de bloqueio dos canais de voz e dados especificadas e um limitante para o tempo médio de espera do tráfego de dados. Os canais de voz realizam preempção sobre os canais de dados em uma parcela pré-especificada do total de canais do sistema. O número mínimo de canais de dados que não podem sofrer preempção é também determinado pelo método de síntese proposto. O método é baseado numa aproximação proposta na literatura que permite que a cadeia markoviana que descreve o sistema possa ser decomposta em dois sub-sistemas de filas com soluções analíticas. O caso limite para buffer de tamanho infinito foi também considerado com intuito de simplificar as equações de síntese.

O uso de modelos simplificados na síntese e de modelos mais elaborados na análise é freqüente no dimensionamento de sistemas. Dessa forma, no contexto de dimensionamento, é importante a busca de aproximações para viabilizar o algoritmo de síntese.

A qualidade da aproximação está sucintamente descrita no trabalho, mas vale acrescentar que a distribuição de probabilidade dos canais de voz é calculada sem erro no modelo aproximado, e que a distribuição de probabilidade dos canais de dados apenas não considera na fila de espera as PDUs que sofrem preempção quando todos os canais de voz estão ocupados.

No modelo de análise, quando se está interessado no estudo de sobrecargas de tráfego, esta aproximação pode levar a conclusões equivocadas. Entretanto, no modelo de síntese, muitas vezes especifica-se a probabilidade de bloqueio de voz menor que 1%, o que implica que apenas 1% das PDUs não estaria sendo considerado no modelo aproximado.

O algoritmo resultante é simples e eficiente numericamente. Sua aplicação em redes GSM/GPRS ilustram a adequação do método ao dimensionamento de enlaces sem fio.

REFERÊNCIAS

- [1] ETSI TS 101 350, "General Packet Radio Service (GPRS), Overall Description of the GPRS Radio Interface, Stage 2 (GSM 03.64 Ver. 4.0 Rel. 1997)", (1999).
- [2] Zahedi, A. and Pahlavan, K., (2000), "Capacity of a Wireless LAN with Voice and Data Services", IEEE Transactions on Communications, Vol. 48, No. 7, pp. 1160-1170.
- [3] Kalden, R., Meirick, I. and Meyer, M., (2000), "Wireless Internet Access Based on GPRS", IEEE Personal Communications, April, pp 8 – 18.
- [4] Kwok, Y. K. and Lau, V. K. N., (2001), "Performance Evaluation of Multiple Access Control Schemes for Wireless Multimedia Services", IEEE Proc. Commun., Vol. 148, No.2, pp 86-94.
- [5] Chen, W., Wu, J.C. and Liu, H., (2002), "Performance Analysis of Radio Resource Allocation in GSM/GPRS Networks", Vehicular Technology Conference, Proceedings. VTC 2002-Fall. 2002 IEEE 56th, Vol. 3, pp 1461-1465.
- [6] Meo, M., Marsan, M.A. and Batetta, C., "Resource Management Policies in GPRS Wireless Internet Access Systems" (2002), Proceedings of DNS'02.
- [7] Neame, T., Zukerman, M., Maxemchuk, N.F., (2001), "On link dimensioning based on estimating the mean rate by the sustainable rate", Communications Letters, IEEE, Vol. 5, Iss.2, pp. 73-75.
- [8] De Oliveira, J.C., Bonatti, I.S., Peres, P.L.D., Budri, A.K., "Cell level performance approach for link dimensioning of ATM networks", (1998), SBT/IEEE International Telecommunications Symposium, ITS'98 Proceedings, Vol.1, pp.189-194.
- [9] Ni, S. and Haggman, S., (1999), "GPRS performance estimation in GSM circuit switched services and GPRS shared resource systems", Proceedings of IEEE WCNC'99, Vol 3, pp 1417-1421.
- [10] Ghani, S. and Schwartz, M., (1994), "A Decomposition Approximation for the Analysis of Voice/Data Integration", IEEE Transactions on Communications, Vol. 42, No. 7, pp. 2441-2452.
- [11] Gross, Donald and Harris, C.M., (1998), "Queueing Theory", John Wiley & Sons, Inc.
- [12] Berezner, S. A., Krzesinski, A. E. Taylor, P. G. Taylor, (1998), "On the Inverse of Erlang's Function", Journal of Applied Probability, Vol. 35, pp. 246-252.