

**PRISCILA ANDREA FUGISSE**



# **ANÁLISE TEÓRICA DO FLUXO DE DADOS DO PROTOCOLO TCP SOBRE REDES GPRS**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada da Pontifícia Universidade Católica do Paraná como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Informática Aplicada.

**CURITIBA**

**2004**

**PRISCILA ANDREA FUGISSE**



# **ANÁLISE TEÓRICA DO FLUXO DE DADOS DO PROTOCOLO TCP SOBRE REDES GPRS**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada da Pontifícia Universidade Católica do Paraná como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Informática Aplicada.

Área de Concentração: Sistemas Distribuídos

Orientador: Prof. Dr. Marcelo Eduardo Pellenz

**CURITIBA**

**2004**

Fugisse, Priscila Andrea

Análise teórica da vazão de dados do protocolo TCP sobre redes GPRS.  
Curitiba, 2004. 77 p.

Dissertação – Pontifícia Universidade Católica do Paraná. Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada.

1. GPRS 2. GSM 3. TCP 4. Vazão 5. Desempenho

I. Pontifícia Universidade Católica do Paraná. Centro de Ciências Exatas e de Tecnologia. Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada II-t



ATA DA SESSÃO PÚBLICA DE DEFESA DE DISSERTAÇÃO DE MESTRADO  
DO PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM INFORMÁTICA APLICADA  
DA PONTIFÍCIA UNIVERSIDADE CATÓLICA DO PARANÁ

DEFESA DE DISSERTAÇÃO Nº 105

Aos 27 dias do mês de agosto de 2004 realizou-se a sessão pública de defesa da dissertação “**Análise Teórica da Vazão de Dados do Protocolo TCP Sobre Redes GPRS**”, apresentada por **Priscila Andrea Fugisse** como requisito parcial para a obtenção do título de **Mestre em Informática Aplicada**, perante uma Banca Examinadora composta pelos seguintes membros:

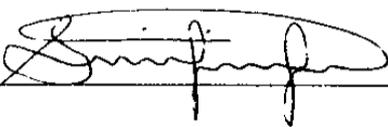
Prof. Dr. Marcelo Eduardo Pellenz  
PUCPR (Orientador)

  
\_\_\_\_\_

assinatura

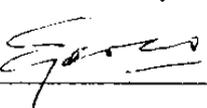
APROVADO  
parecer(aprov/ reprov.)

Prof. Dr. Altair Olivo Santin  
PUCPR

  
\_\_\_\_\_

Aprovado

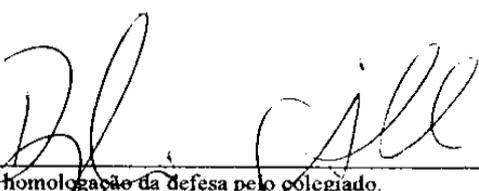
Prof. Dr. Evelio M. García Fernandez  
UFPR

  
\_\_\_\_\_

Aprovado

Conforme as normas regimentais do PPGIA e da PUCPR, o trabalho apresentado foi considerado APROVADO (aprovado/reprovado), segundo avaliação da maioria dos membros desta Banca Examinadora. Este resultado está condicionado ao cumprimento integral das solicitações da Banca Examinadora, conforme registrado no Livro de Defesas do programa.

Prof. Dr. Bráulio Coelho Ávila  
Diretor do PPGIA PUCPR

18/11/04   
\_\_\_\_\_

Data e assinatura, após homologação da defesa pelo colegiado.



# Sumário

Sumário .....	vi
Agradecimentos .....	viii
Lista de Figuras .....	ix
Lista de Tabelas .....	x
Lista de Símbolos .....	xi
Lista de Abreviaturas .....	xii
Resumo .....	xiii
Abstract .....	xiv
<b>Capítulo 1</b>	
<b>Introdução</b> .....	<b>1</b>
1.1. Desafio.....	1
1.2. Motivação.....	2
1.3. Proposta.....	2
1.4. Contribuição .....	3
1.5. Organização .....	3
<b>Capítulo 2</b>	
<b>Protocolo TCP/IP</b> .....	<b>5</b>
2.1. Modelo de referência OSI .....	5
2.2. Estrutura do segmento TCP .....	7
2.3. Procedimento de conexão .....	8
2.4. Controle de congestionamento e retransmissões .....	10
2.5. Conclusão .....	12
<b>Capítulo 3</b>	
<b>Sistema GSM / GPRS</b> .....	<b>13</b>
3.1. Evolução dos sistemas de telefonia móvel .....	13

3.2. Sistema GSM .....	16
3.2.1. Arquitetura GSM .....	17
3.2.2. Principais características técnicas .....	18
3.3. Sistema GPRS .....	20
3.3.1. Arquitetura GPRS .....	21
3.3.2. Controle RLC/MAC na transferência de pacotes .....	25
3.3.3. Principais Características técnicas do GPRS .....	27
3.3.4. Principais diferenças técnicas entre o GSM e o GPRS .....	29
<b>Capítulo 4</b>	
<b>Vazão de dados TCP sobre GPRS</b>	<b>31</b>
4.1. Controle de congestionamento do protocolo TCP .....	31
4.1.1. Perda de pacotes indicada por ACK Triplicado .....	33
4.1.2. Perda de pacotes indicada por <i>Timeout</i> .....	34
4.1.3. Limitação no tamanho da janela .....	35
4.2. Desempenho GPRS .....	39
4.2.1. Vazão dependente dos esquemas de codificação .....	40
4.2.2. Aproximação Polinomial .....	41
4.2.3. Como os diversos atrasos alteram a vazão .....	45
4.3. Associação dos protocolos TCP e GPRS .....	51
<b>Capítulo 5</b>	
<b>Resultados</b>	<b>53</b>
5.1. Mobilidade .....	56
5.2. Impacto do número de usuários .....	58
5.3. Conclusão e trabalhos futuros .....	58
<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>60</b>

# Agradecimentos

Gostaria de agradecer imensamente ao Prof. Dr. Marcelo Eduardo Pellenz da Pontifícia Universidade Católica do Paraná pela ajuda constante dada durante a elaboração deste trabalho. Também quero agradecer a ajuda recebida de todos os professores e funcionárias que trabalham no Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada por nunca negarem informações nem tão pouco ajuda necessária durante todo o processo de conclusão desta dissertação.

Aos meus familiares e amigos que nem tenho palavras para expressar minha gratidão.

# Lista de Figuras

Figura 2.1	Camadas do modelo OSI .....	6
Figura 2.3	Estrutura do segmento TCP .....	7
Figura 3.1	Arquitetura do sistema GSM .....	17
Figura 3.2	Quadro TDMA e portadoras .....	19
Figura 3.3	Arquitetura sistema GPRS .....	19
Figura 3.4	Plano de transmissão do sistema GPRS .....	24
Figura 3.5	Alocação de canal de uplink .....	25
Figura 3.6	Modelo referência OSI, protocolos GPRS e detalhes do enlace .....	27
Figura 4.1	Vazão em relação a probab. de erro de bloco para vários RTTs .....	37
Figura 4.2	Vazão em relação a probab. de erro de bloco para vários $T_0$ .....	38
Figura 4.3	Vazão em relação a probab. de erro de bloco para várias $W_{max}$ .....	39
Figura 4.4	Taxa de C/I vs Erro de Bloco (TU3) .....	41
Figura 4.5	Aproximação polinomial CS1 .....	42
Figura 4.6	Aproximação polinomial CS2 .....	43
Figura 4.7	Aproximação polinomial CS3 .....	43
Figura 4.8	Aproximação polinomial CS4 .....	44
Figura 4.9	Atraso médio para pacotes de 576 Bytes .....	48
Figura 4.10	Atraso médio para pacotes de 1500 Bytes .....	48
Figura 4.11	Vazão de dados para pacotes de 576 Bytes .....	49
Figura 4.12	Vazão de dados para pacotes de 1500 Bytes .....	50
Figura 4.13	Vazão de dados tendo $p=0,01$ para os 4 esquemas de codificação .....	53
Figura 4.14	Vazão de dados tendo $p=0,025$ para os 4 esquemas de codificação .....	53
Figura 4.15	Vazão de dados tendo $p=0,05$ para os 4 esquemas de codificação .....	54
Figura 4.16	Vazão de dados $p=0,05$ com delimitação de qualidade do canal .....	45

# Lista de Tabelas

Tabela 3.1	Características técnicas do GSM .....	20
Tabela 3.2	Esquemas de codificação GPRS .....	27
Tabela 3.3	Classes de confiança .....	28
Tabela 3.2	Parâmetros de atraso .....	29
Tabela 4.1	Perda de Pacotes – coletas de 1 hora .....	35
Tabela 4.2	Valores medidos TCP sobre GPRS .....	55
Tabela 4.3	Média da vazão de dados ref. Mobilidade .....	57

# Lista de Símbolos

$C/I$	Relação portadora-por-interferência
$W$ e $W'$	Tamanho de janela de congestionamento do protocolo TCP
$b$	Número de pacotes confirmados por um ACK
$RIT$	média de tempo de Round Trip Time em uma conexão
$p$	Probabilidade de perda de pacotes
$T_o$	Duração média de um Timeout
$Perro\_Bloco(C/I)$	Função para calculo de Erros de Bloco em relação a $C/I$
$N_t$	Número de pacotes
$t$	tempo
$\bar{T}$	Atraso médio da transferência
$T_{assoc}$	Atraso para associação de um canal para transmissão
$T_{tx}$	Atraso para transmissão do primeiro bloco de dados
$T_{ret}$	Atraso para retransmissão de dados
$T_{nack}$	Atraso para sinalização de erro
$T_{ult\_ack}$	Atraso do último ACK da transmissão
$T_{nack\_inic}$	NACK inicial

# Lista de Abreviaturas

AGCH	Access Grant Channel
BEC	Backward Error Control
BLER	Block Error Rate
BS	Base Station
C/I	Carrier-to-Interference
CDPD	Celular Digital Packed Data
CS	Coding Schemes
DNS	Domain Name Server
ETSI	European Telecommunications Standards Institute
FDMA	Frequency Division Multiplex Access)
FEC	Forware Error Control
GGSN	Gateway GPRS Support Nodes
GPRS	General Packet Radio Services
GSM	Global System for Mobile Communications
GSN	GPRS Support Nodes
IP	Internet Protocol
ISDN	Internet Services Digital Network
MS	Mobile Station
MSS	Maximum Segment Size
PACCH	Packet Associated Control Channel
PAGCH	Packet Access Grant Channel
PCCCH	Packet Common Control Channel
PCS	Personal Communication Services
PDCH	Packet Data Channel
PDTCH	Packet Data Traffic Channel
PRACH	Packet Random Access Channel
P-TMSI	Packet Temporary Mobile Subscriber Identity
QoS	Quality of Service
RACH	Random Access Channel
RLC/MAC	Radio Link Control / Media Access Control
RTT	Round Trip Time
SMS	Simple Message Service
SNDCP	Subnet Dependent Convergence Protocol
SR-ARQ	Selective Repeat ARQ
SS7	Signaling System #7
TCP	Transmission Control Protocol
TDMA	Time Division Multiplex Access
UDP	User Datagram Protocol
VLR	Visitor Location Register

# Resumo

A crescente demanda por serviços de transmissão de dados em redes de telefonia móvel celular tem impulsionado a implantação de sistemas 2,5G e 3G. Atualmente o sistema GSM / GPRS é um dos padrões com maior abrangência a nível mundial. A análise de desempenho destas redes é de fundamental importância para o dimensionamento e provisionamento de novos serviços e aplicações. Neste trabalho propomos uma metodologia de cálculo de vazão do protocolo TCP sobre redes GPRS. O método é baseado na utilização de um modelo analítico de vazão do TCP para redes cabeadas associado a um modelo de atraso da camada de enlace de rádio GPRS. A partir da união destes dois modelos, criamos um novo modelo, que se aproxima mais de dados medidos, do *throughput* sentido pelo usuário ao se conectar a uma rede GPRS por meio de um aparelho móvel e não superestima a vazão de dados (como acontecia com os modelos anteriores) . É realizado o cálculo de vazão para os diferentes esquemas de codificação do GPRS (CS1, CS2, CS3 e CS4) sobre diferentes cenários de configuração e desempenho do protocolo TCP para rede cabeada.

**Palavras-Chave:** GPRS, GSM, Desempenho e vazão.

# Abstract

The increasing need for data transmission services in wireless networks is catapulting installations of 2,5 and 3G systems. Today, GSM / GPRS system has become a world wide pattern. The performance analysis of these networks are a “must do” phase for sizing and predicting the behavior of new services and applications. In this paper, we propose a calculation method for the throughput of TCP over GPRS. The method is based on the utilization of an analytic model of the TCP throughput for fixed networks associated to another analytic model based on the delays of the GPRS radio link. From the union of these two models, we created a new model, that gets nearer to measured data, nearer to the throughput felt by the users connected to a wireless network and do not overestimate the data throughput (as happened to previous models). The calculation is done considering the throughput of the four Coding Schemes of GPRS (CS1, CS2, CS3 and CS4) over different scenarios of configuration and performance of TCP protocol for the fixed network.

**Keywords:** GPRS, GSM, Performance and Throughput.

# Capítulo 1

## Introdução

### 1.1. Desafio

No mundo globalizado de hoje precisamos cada vez mais de tecnologias que facilitem todo e qualquer processo industrial ou residencial. Nas redes de telefonia celular, a tecnologia mais utilizada no mundo é a GSM. A grande quantidade de usuários de celulares existentes e a disputa entre as operadoras de telefonia móvel para fidelizar estes clientes as obriga a disponibilizar novos serviços criando novas necessidades. Devido a influência da Internet, a maior necessidade nas redes sem fio é realizar transferências de dados. No Brasil, atualmente, tanto a transmissão de voz quanto a transmissão de dados são feitas por meio de comutação de circuitos. É sabido que a transmissão de dados por meio de comutação de pacotes seria uma opção mais viável e, portanto nosso foco de estudo será o GPRS, um sistema de transmissão de pacotes em enlace de rádio, que é apontado como uma das soluções para este tipo de desafio.

Por definição, vazão é a quantidade de dados transferidos em um determinado intervalo de tempo. Neste trabalho propomos uma metodologia de cálculo de vazão do protocolo TCP sobre redes GPRS. O Método é baseado na utilização de um modelo analítico de vazão do TCP para redes cabeadas associada a um modelo de atraso da camada de enlace de rádio do GPRS.

O sistema GPRS possui quatro esquemas de codificação para detecção e correção de erros. Estes esquemas são identificados por CS1, CS2, CS3 e CS4, sendo que o esquema CS1 possui a maior quantidade de bits de correção e o esquema CS4 não possui nenhum. Em [IRN02] [CHE04] são apresentados dados de vazão do GPRS para os quatro diferentes

esquemas de codificação do sistema e apontam divergências entre os resultados de simulação e medição, fazendo com que a vazão de dados percebida pelo usuário final seja muito inferior.

A finalidade deste estudo é melhorar analiticamente as fórmulas propostas para que se aproximem cada vez mais do comportamento da vazão de dados observado na prática, efetuando cálculos de vazão para os diferentes esquemas de codificação do GPRS sobre diferentes cenários de configuração e desempenho do protocolo TCP na rede cabeada.

## 1.2. Motivação

A motivação primordial para realização deste estudo é mostrar em uma análise detalhada das fórmulas a vazão de dados de uma transmissão GPRS da maneira como ocorre na prática. Visto que o serviço GPRS está sendo utilizado em redes GSM como um serviço de última geração por estar “*sempre ativo*”, ele nem sempre é tão bom quanto parece. Infelizmente muitos usuários, ao utilizar o serviço, viram que a realidade não é tão simples e tiveram experiências desagradáveis com o desempenho, como por exemplo, ao entrar em uma página da web via GPRS [CHA02].

Com este estudo, esperamos verificar a eficiência da transmissão de dados em pacotes para a melhora da QoS, Avaliar o impacto da escolha de um determinado esquema de codificação, analisar as interferências no canal e as relações portadora-interferência.

## 1.3. Proposta

A proposta desta dissertação é fazer uma análise de desempenho do sistema GSM/GPRS para que ao se fazer um dimensionamento ou provisionamento de novos serviços, os dados utilizados sejam próximos aos dados medidos.

Para tanto, analisamos modelos analíticos da vazão do TCP para redes cabeadas, focando os problemas de atraso nas fórmulas de uma rede fixa e a ele associamos o atraso do enlace de rádio. É esta soma de atrasos que faz com que a fórmula proposta no final deste trabalho esteja mais próxima da ideal.

## **1.4. Contribuição**

Quando falamos em GPRS logo nos vem à mente um sistema moderno e otimizado para transferência de pacotes de dados via redes sem fio. Após ser colocado em prática em alguns países da Europa e Ásia notou-se que seu comportamento não fora tão bom quanto o esperado.

Antes de se realizarem novas implantações de sistemas GPRS as empresas de telefonia celular precisam ter uma visão mais real da vazão de dados que poderá ser disponibilizada junto aos seus usuários. Para que esta previsão possa ser feita de maneira produtiva, precisamos de fórmulas mais precisas e que venham a ajudar os profissionais da área a melhor compreender a situação.

A contribuição deste trabalho é, via um estudo analítico, fazer a criação de uma nova fórmula que represente com maior fidelidade o que se observa na prática.

## **1.5. Organização**

### Capítulo 1

Desafios, motivações, contribuição e proposta desta dissertação.

### Capítulo 2

Apanhado geral do protocolo TCP/IP, seus detalhes e como é feita a sua conexão. Visa demonstrar como as aplicações Internet baseadas na tecnologia TCP/IP estão relacionadas ao nosso estudo do sistema GSM/GPRS.

### Capítulo 3

Tecnologias GSM e GPRS, detalhando suas arquiteturas, protocolos, características técnicas e funcionamento.

## Capítulo 4

Cálculo de vazão do TCP e do GPRS utilizando modelos analíticos de ambos os protocolos para depois associar os atrasos modelados.

## Capítulo 5

Apresentação dos resultados obtidos com os estudos dos capítulos anteriores.

# Capítulo 2

## Protocolo TCP/IP

O TCP/IP (Transmission Control Protocol / Internet Protocol) é na verdade, uma família de protocolos padronizados que oferece uma gama robusta de serviços e aplicações. Além disso, o TCP/IP é não-proprietário, orientado a conexão, confiável e muito flexível, podendo ser utilizado em quase todo tipo de plataforma e tecnologia.

O protocolo TCP possui três tipos básicos de implementação. O TCP-Reno, TCP-Vegas e o TCP-Tahoe. Neste trabalho focaremos nossos comentários no TCP-Tahoe, pois a grande maioria das implementações são feitas com ele.

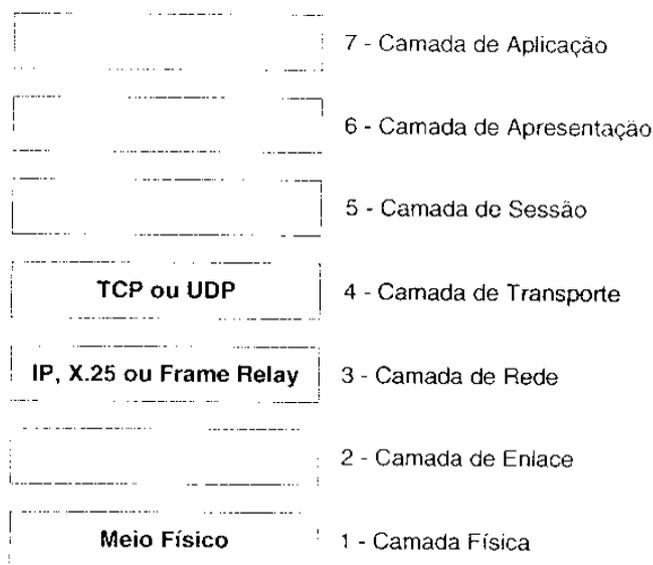
Descreveremos o controle de entrega de pacotes, controle de fluxo, arquitetura e padrões para apresentarmos nos próximos capítulos o desempenho analítico do TCP e nos fazermos a ligação entre o TCP, GSM e GPRS.

### 2.1. Modelo de referência OSI

O protocolo TCP fica na camada de transporte, mas como exemplo de sua flexibilidade, vemos que o TCP além de rodar sobre o IP, pode rodar sobre X.25, Frame Relay ou até mesmo ISDN (Internet Services Digital Network). Esta é uma das razões para que a popularidade do TCP/IP aumentasse de tal forma a se tornar a tecnologia mais empregada em redes do mundo.

Atualmente a tecnologia IP é a dominante em vários aspectos. Caso estivéssemos estudando grandes transferências de dados, a escolha lógica para um protocolo de rede para redes sem fio poderia ser o próprio IP por várias razões.

Primeiramente porque as aplicações já escritas para redes fixas já poderiam ser utilizadas, depois para minimizar custos de implementação e por último, as vantagens da telefonia sobre IP e QoS poderiam ser diretamente aplicadas para redes sem fio [RAM00].



*Figura 2.1. Camadas do modelo OSI*

Subredes ou uma única rede de pequeno porte fazem a transferência de dados na camada física e de enlace, camada 1 e camada 2 do modelo OSI respectivamente. Como o protocolo IP fica na camada de rede – camada 3 e o TCP se encontra na camada de transporte – camada 4, não podemos dizer que estes protocolos fazem parte da transferência de dados de baixo nível. A Figura 2.1 mostra os protocolos que compõem o TCP/IP e onde estão localizados.

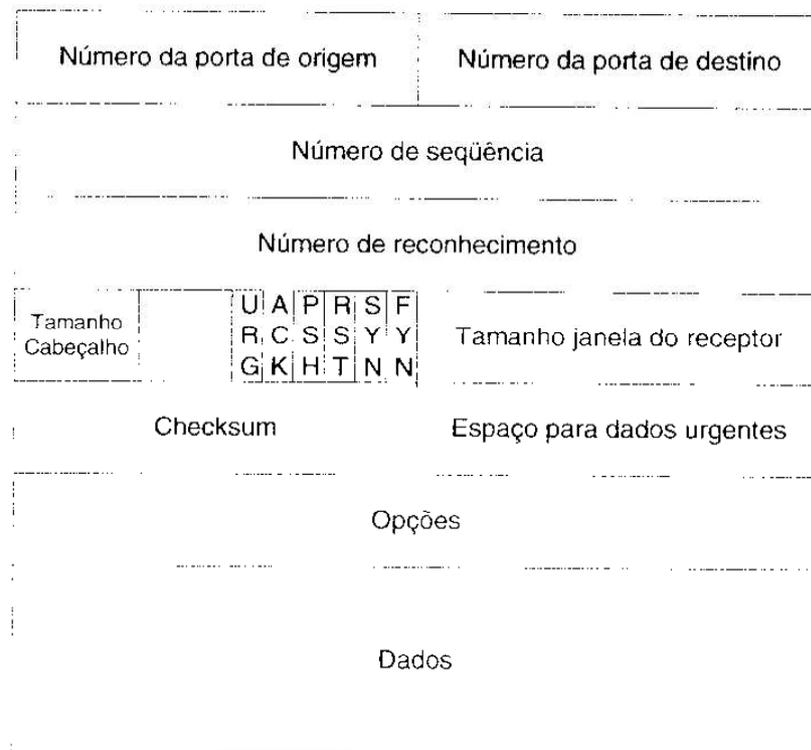
Somente quando trabalhamos inter redes, ou entre subredes, é que o protocolo IP é acionado para gerenciar a passagem de informação, ou seja, fazer o roteamento. É uma ligação não orientada a conexão e sem controle de erros, mas este é um serviço para camadas mais superiores realizarem (como o TCP e camadas de aplicação, por exemplo).

O protocolo IP não é fundamental nem pré-requisito para termos o protocolo TCP. O protocolo TCP pode ser usado em quase todas as pilhas de protocolo para “*entrega*” dos dados na ordem correta e sem perdas. Na verdade, para termos o TCP, há somente como pré-requisito um protocolo na camada de rede que tenha os serviços de roteamento e que suporte a interface entre as camadas de rede e de transporte.

TCP e UDP (User Datagram Protocol) são considerados protocolos para prover serviços e estão localizados na camada de transporte. O TCP é orientado a conexão, enquanto o UDP não é orientado a conexão, mas ambos podem utilizar-se dos serviços IP mesmo sem requerê-lo.

## 2.2. Estrutura do Segmento TCP

O segmento TCP possui campos limitados de cabeçalho e dados. Veja na Figura 2.2. como são delimitados estes campos.



*Figura 2.2. Estrutura do segmento TCP*

Na Figura 2.2 mostramos como se estrutura o segmento TCP, sua parte de cabeçalho e de dados. A estrutura possui um parâmetro chamado MSS (Maximum Segment Size), que é o tamanho máximo do segmento TCP. Este segmento depende da implementação do TCP. Valores típicos de implementação são: 1500 bytes, 576 bytes e 512 bytes. Esta implementação e conseqüentemente valores para o MSS são determinados pelo tipo de sistema operacional utilizado. Esta limitação é somente para o segmento de dados e não significa ser o tamanho máximo para o segmento TCP. Na Figura 2.2 vemos esta diferença. O MSS representa somente o tamanho do segmento de dados, enquanto o segmento TCP é a estrutura toda.

O cabeçalho TCP possui tipicamente 20 Bytes. Os campos de número de seqüência e número de confirmação possuem 32 bits cada e são responsáveis pela confiabilidade dos dados. O tamanho da janela do receptor possui 16 bits e indica o número de Bytes que o receptor pode aceitar. O campo “Tamanho Cabeçalho” possui somente 4 bits e especifica o tamanho do cabeçalho TCP em palavras de 32 bits.

Vimos que o cabeçalho TCP possui tipicamente 20 bytes, mas ele é variável se o campo de opções possuir algum valor, mas geralmente o campo de opções fica vazio. O campo flag é composto por 6 (seis) bits – URG, ACK, PSH, RST, SYN e FYN. O campo ACK é utilizado para indicar que o valor carregado no campo de reconhecimento é válido. Bits de RST, SYN e FYN são utilizados para configuração da conexão. O campo PSH, quando setado, indica que o receptor deve passar os dados recebidos para a camada acima imediatamente. Finalmente URG é usado para indicar se há dados neste segmento marcados como urgentes.

Os dois números mais importantes em um cabeçalho TCP são o número de confirmação e o número de seqüência, pois são eles os responsáveis pelo TCP ser um protocolo confiável. Nestes campos o TCP coloca bytes para que possa trafegar dados de maneira ordenada. O número de seqüência para um segmento é o número do primeiro byte do segmento .

Para falarmos dos números de confirmação, precisamos lembrar que o protocolo TCP é full duplex, logo receptor e emissor podem receber dados ao mesmo tempo. O número de confirmação é o número imediatamente posterior ao último número de seqüência por ele recebido. Por exemplo: Se um servidor x envia um segmento de bytes numerados de 0 a 255 para um cliente y, o cliente y confirmará o recebimento deste segmento enviando para x o número de confirmação 256 (pois y estará aguardando do segmento numerado de 256 a 511).

### **2.3. Procedimento de conexão**

O TCP isoladamente é um protocolo orientado a conexão, confiável, permite a entrega sem erros de um fluxo de Bytes originado em um computador conectado a uma rede. O protocolo fragmenta o fluxo de bytes de entrada em segmentos e passa cada um deles para a camada de rede. No destino, o processo TCP remonta os segmentos recebidos no fluxo de saída.

As conexões estabelecidas no TCP utilizam *handshake* de 3 vias. Para estabelecer uma conexão, o emissor aguarda passivamente por uma conexão ao executar tarefas de *listen* e *accept* através da especificação ou não de uma determinada origem.

O receptor executa a tarefa de *connect*, especificando o endereço IP, a porta aos quais deseja se conectar, o tamanho máximo do segmento TCP que está disposto a aceitar e alguns dados opcionais do usuário (ex:senha). A função de *connect* envia um segmento TCP com um bit *SYN* ativado e um bit *ACK* desativado e aguarda uma resposta.

Quando este segmento chega ao destino, o TCP da estação destino verifica se existe um processo que tenha executado uma primitiva de *listen* na porta informada pelo campo de destino. Caso contrário ela enviará uma resposta com o bit *RST* ativado para rejeitar a conexão.

Se algum processo estiver “na escuta” da porta, a ele será atribuído o segmento TCP recebido. Em seguida ele poderá aceitar ou rejeitar a conexão. Se o processo aceitar, um segmento de confirmação será retornado. Um segmento *SYN* consome 1 bit de espaço de seqüência, para que não haja dúvidas da confirmação.

O número de seqüência inicial de uma conexão não é 0 (zero). É utilizado um esquema baseado no uso de um relógio com pulsos acontecendo a cada 4 $\mu$ s. Como proteção adicional, quando há falha, um *host* não pode ser reiniciado por um período que equivale ao tempo máximo de vida de um pacote. Dessa forma, é possível se certificar de que não há mais pacotes de conexões antigas trafegando pela Internet.

Apesar das conexões TCP serem *full duplex*, fica mais fácil compreender como as conexões são encerradas se as considerarmos como pares de conexões simplex. Cada conexão é encerrada em separado. Para encerrar uma conexão, qualquer lado pode enviar um segmento com o bit *FYN* ativado, o que significa que não há mais dados a serem transmitidos. Quando o *FYN* é confirmado, aquela direção da conexão é desativada. No entanto, os dados podem continuar a fluir indefinidamente na outra direção. Quando as duas direções da conexão estiverem desativadas, a conexão será encerrada.

No procedimento de conexão e durante toda a transmissão também são utilizados temporizadores. Se uma resposta *FYN* não chegar no período equivalente a duas vezes o tempo de vida máximo de um pacote, o transmissor do *FYN* encerrará a conexão. Eventualmente o outro lado perceberá que não há mais ninguém na escuta e também sofrerá

*timeout*. Mesmo que essa solução não seja perfeita, pois a solução perfeita é teoricamente impossível, ela é suficiente e, na prática, problemas são raros [TAN97].

## 2.4. Controle de Congestionamento e Retransmissões

O congestionamento em uma rede ocorre quando muitos usuários enviam muitos dados ao mesmo tempo. Por isto, o controle deste congestionamento é um dos pontos-chaves para o bom funcionamento da rede. Sem o controle de congestionamento, uma rede pode ficar muito lenta facilmente mesmo com o mínimo de dados sendo transmitidos.

O protocolo TCP implementa um mecanismo de controle de congestionamento fim-a-fim o que aumenta relativamente sua taxa de transmissão quando o caminho de conexão TCP julga estar livre de congestionamento e diminui bastante sua taxa de transmissão quando perdas ocorrem. A proposta deste mecanismo é dar a cada uma das conexões TCP que passam por um link congestionado uma oportunidade igual de compartilhar a banda do enlace.

Outro ponto importante utilizado no controle de congestionamento é a latência. Latência é definida como o tempo que se passa do momento em que um cliente inicia uma conexão TCP até o momento que este cliente recebe os dados requisitados em sua totalidade. A Latência tem relação com janelas de congestionamento estáticas e dinâmicas e várias modelagens podem ser mostradas, mas o principal impacto é o estabelecimento da conexão TCP e o início lento (*slow start*) na latência. Em vários cenários importantes, o estabelecimento da conexão e o início lento contribuem significativamente para o atraso fim-a-fim.

Para falarmos de retransmissões de dados, precisamos definir alguns conceitos como *ACK*, *Timeout* e *Round Trip Time*. A confirmação (ou ACK) enviada pelo receptor da mensagem é um segmento TCP que contém um valor do campo ACK válido. É a confirmação de que um ou mais segmentos foram recebidos de maneira correta.

Sempre que uma conexão TCP é iniciada, um relógio é ativado. Neste relógio é estipulado um tempo máximo para que o receptor aguarde por um reconhecimento de seu segmento antes de retransmiti-lo. Este tempo é chamado de *timeout*.

Outro valor estipulado neste relógio é o RTT ou Round Trip Time. O RTT é o tempo medido do momento em que um segmento é enviado até que ele seja confirmado. Não há valores típicos para *timeout* e RTT, pois ambos dependem da implementação do TCP feita. Logicamente, o *timeout* deve ser maior que o RTT, caso contrário retransmissões

desnecessárias seriam realizadas, mas o *timeout* não deve ser muito maior que o RTT senão, quando um segmento é perdido, o TCP demoraria muito tempo para retransmiti-lo e causaria um grande atraso nas aplicações.

A retransmissão pode ocorrer devido a pacotes perdidos, ACKs perdidos ou por *timeout*. Primeiramente, o ACK é uma confirmação que precisa ser emitida pelo receptor da transmissão de dados e recebido pelo emissor da transmissão de dados. Depois, o emissor da transmissão determina se o ACK recebido é um primeiro ACK (*first-time ACK*) ou se é um ACK duplicado (*duplicate ACK*). No caso de ser um primeiro ACK, o emissor sabe que todos os dados foram recebidos com sucesso pelo receptor. O ACK duplicado reconhece novamente um segmento que o emissor já recebeu, mas que por algum motivo (descarte de pacotes ou erros) não chegaram ao seu destino com sucesso.

## **2.5. Conclusão**

Neste capítulo fizemos uma revisão bibliográfica dos protocolos TCP/IP para relembrar conceitos importantes sobre ele. Ao falarmos das camadas OSI, mostramos não somente as camadas onde o TCP e o IP se encontram, mas de camadas mais inferiores que tratam de correção de erros e outros detalhes que ocorrem com os dados antes de chegar às camadas de rede e transporte. Mostramos também a estrutura do segmento TCP que é utilizado na transmissão dos dados que iremos tratar mais adiante.

A conexão via TCP é mostrada em detalhes neste capítulo para que possamos utilizar estes dados para uma comparação na descrição do modelo GPRS. Tudo isto será importante para podermos chegar às conclusões definidas nos capítulos que se seguem.

# Capítulo 3

## Sistema GSM / GPRS

### 3.1. Evolução dos sistemas de telefonia móvel

A telefonia móvel teve seu início entre as décadas de 70 e 80 com a tecnologia de primeira geração. A 1G operava com tecnologia de comutação de circuitos, orientado a conexão e era baseada em modulação analógica de sinais em uma portadora de Rádio Freqüência.

A modulação analógica para interface aérea utilizada pela 1G era a FDMA (Frequency Division Multiplex Access) que por meio da freqüência consegue multiplexar o canal de transmissão de dados. Neste tipo de rede, um circuito de voz é alocado permanentemente enquanto dura a chamada.

Como exemplos de sistemas de telefonia móvel 1G temos o AMPS (Advanced Mobile Phone System) adotado nos Estados Unidos e o TACS (Total Access Communication System) adotado na Europa.

O AMPS opera na faixa de 800-900 MHz e além de ser adotado nos Estados Unidos, ele foi também o primeiro sistema de telefonia móvel celular adotado no Brasil em 1991, no Rio de Janeiro. A cobertura das células utilizadas na telefonia celular 1G variavam de 1 Km<sup>2</sup> a 100 Km<sup>2</sup> mas era deficiente em áreas internas (indoor). Os aparelhos celulares AMPS também não apresentavam grandes evoluções na área de segurança, qualquer pessoa poderia escutar uma conversa que se passasse nos telefones analógicos com o equipamento correto.

Em relação aos serviços, a Primeira Geração oferecia caixa postal e fax, mas como a 1G não disponibilizava a qualidade do sinal desejada para um sistema de voz, tinha problemas de privacidade, segurança, aumentava a demanda por novos usuários e novos serviços, o

sistema de telefonia analógico degradou-se rapidamente. Novos sistemas com novas tecnologias se tornaram necessários. As redes analógicas AMPS tiveram uma evolução em que as operadoras migraram para CDMA (IS-95-A) ou TDMA IS-136 ou GSM, surgindo assim a segunda Geração (2G).

Na segunda geração, o modo de transmissão permanece sendo via comutação de circuitos e a faixa de operação continua sendo a mesma. A principal diferença é que a modulação utilizada é agora digital. O FDMA é ainda utilizado para a multiplexação do canal em pequenos blocos, porém a utilização de tais blocos é feita pelas novas interfaces aéreas com tecnologia de acesso digital, o TDMA (Time Division Multiplex Access) e o CDMA (Code Division Multiplex Access).

Além da mudança da transmissão analógica para a digital, a 2G diminuiu o tamanho das células e aumentou a velocidade de transmissão. Isto resultou em uma alteração na capacidade de assinantes. Na tecnologia 1G tínhamos de 10 a 50 chamadas por célula, enquanto que na tecnologia digital podia-se alcançar de 125 a 300 chamadas por célula. A tecnologia 2G teoricamente dava ao usuário taxas de até 14 kbps e serviços como acesso a web via WAP, serviços de mensagens, identificação de chamadas e conferências. Imunidade a ruídos e segurança também foram melhoradas.

Em relação aos serviços, a segunda geração oferece nos aparelhos móveis, além do já citado WAP, quase todos os serviços disponíveis nos terminais fixos. A diferença é como a transmissão de dados é feita, mas mesmo assim há problemas. Do ponto de vista do usuário, as transmissões são muito lentas, complicadas e o serviço é muito caro. Do ponto de vista do provedor de serviços a transmissão baseada em comutação de circuitos pega um canal completo de tráfego para alocar somente um usuário, o que é bem ineficiente.

Levando em conta estes detalhes podemos afirmar que para o tipo de tráfego Bursty, ou seja, quando existe um surto de dados em um curto período de tempo, é muito indicada a utilização de serviços que utilizassem a comutação de pacotes, assim o canal somente seria alocado quando necessário e seria liberado imediatamente depois da transmissão dos pacotes. Com este princípio, vários usuários poderiam utilizar um mesmo canal.

Foram criadas então algumas alternativas. Uma delas é o CDPD (Cellular Digital Packed Data). O CDPD utiliza IP (Internet Protocol) para transmissão, tornando-se assim bem acessível financeiramente. Esta tecnologia é utilizada para AMPS, IS-95 e IS-96.

A principal diferença do CDPD é que o tráfego de dados é enviado em canais de voz vazios. Quando uma chamada é requisitada a partir de um modem CDPD para um celular, a chamada já é identificada como sendo do tipo CDPD e assim poder tomar proveito das frequências a serem utilizadas para a transmissão.

A cobrança (billing) também é diferenciada do tipo de cobrança utilizado pelos canais de voz. Ao invés de fazer a cobrança em minutos, a cobrança é feita de acordo com a quantidade de dados enviados. É eficiente para quando há um surto de dados, mas é ainda muito caro para grandes transferências de dados.

Alguns exemplos de aplicações CDPD são: telemetria, acesso a e-mail, pontos de venda (como caixas registradoras ou máquinas de cartão de crédito), emissão de passagens aéreas e acesso a registros policiais de dentro das viaturas, dentre outras.

Com todas estas necessidades, surge uma subdivisão na tecnologia 2G – a chamada 2,5G ou 2+. A geração 2,5G introduziu um uso mais eficiente do espectro de frequência e banda disponível fazendo uso da transmissão de dados em pacotes. Esta introdução fez-se necessária devido a grande demanda de serviços de acesso a Internet da telefonia celular.

A novidade na 2,5G foi uma técnica de modulação avançada que, ao invés da comutação de circuitos, permite a comutação de pacotes. A comutação de pacotes também é um esquema utilizado pelo protocolo IP na arquitetura TCP/IP e não aloca permanentemente um circuito de voz durante a transmissão, aloca somente quando há dados a serem transmitidos, o que parece ser feito sob medida para navegação na Internet.

A geração 2,5G pode ser uma migração dos sistemas TDMA, CDMA ou GSM. Por ser nosso foco principal e por serem implementados diretamente nas redes 2G existentes, entraremos em detalhes somente no que diz respeito a geração 2G com GSM. Com a introdução da tecnologia 2,5G a taxa de transferência de dados alcança de 171,2 kbps.

Mesmo com a introdução da comutação de pacotes nas redes GSM, a rede não passa a ser totalmente de comutação de pacotes. Os pacotes são transmitidos sobre redes de circuitos comutados.

Oficialmente no Brasil, as redes em operação são 2G e somente serão migradas para 2,5G com a introdução do protocolo GPRS sobre as redes 2G GSM. A implantação do GPRS em sistemas GSM é feita com pequenas modificações nas redes existentes. Operadoras Oi, TIM e Claro já implantaram sistemas GSM/GPRS e ainda estudam o seu uso.

## 3.2. Sistema GSM

No início da década de 80, os países europeus uniram-se em um consórcio e fundaram o GSM (Group Spéciale MóBILE) com o intuito de desenvolver uma tecnologia celular com roaming internacional e suporte a serviços avançados que não estavam disponíveis na 1G. A primeira rede GSM foi efetivamente implantada na Alemanha em 1992 e muitas outras implantações se seguiram, mostrando que a tecnologia tinha todo o potencial para se tornar global, e não somente européia. O ETSI (European Telecommunications Standards Institute) completou a primeira série de especificações técnicas e a sigla GSM passou a ser usada como Global System for Mobile Communications.

O sistema GSM é uma tecnologia pertencente a Segunda Geração (2G) e trouxe inovações como qualidade de voz e de dados comutados por circuito em uma ampla faixa de espectro que inclui 850, 900, 1800 e 1900MHz. Permite também que vários usuários utilizem um mesmo canal de rádio com a técnica de multiplexação TDMA (Time Division Multiplex Access). A facilidade dos países europeus em disseminar o GSM torna-se uma limitação para países como os Estados Unidos.

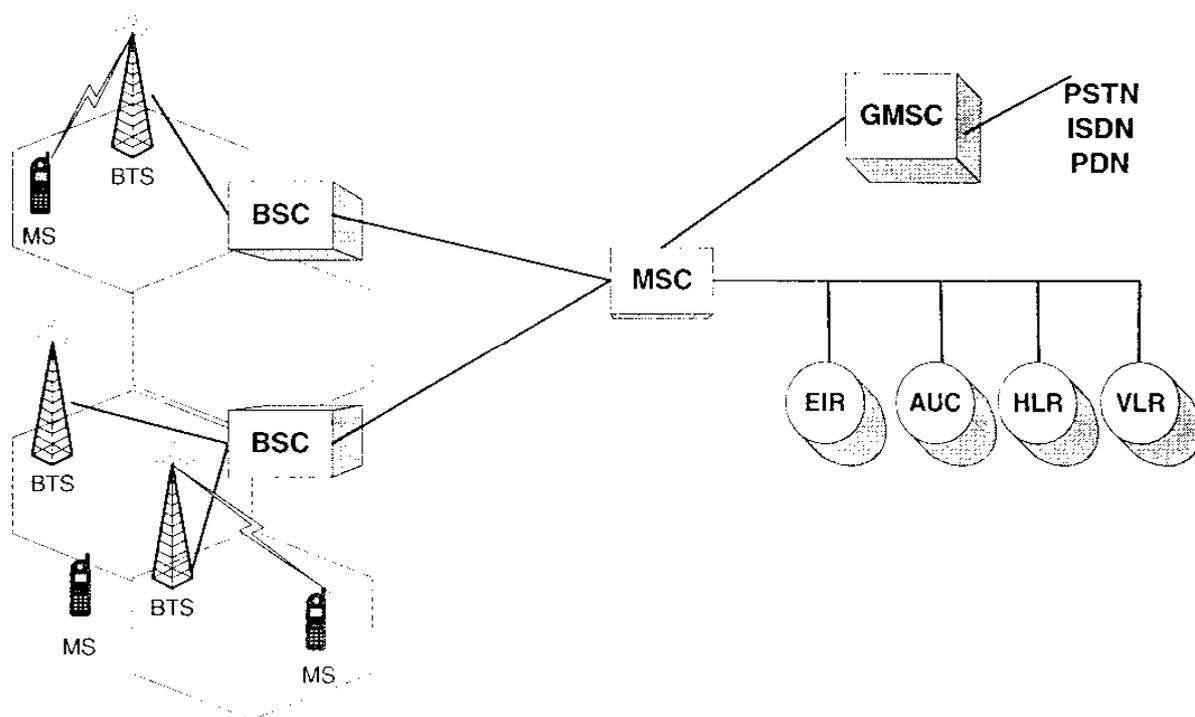
Nos Estados Unidos é comum se utilizar X.25 como tecnologia de transporte, mas algumas redes celulares (que usualmente operam na faixa dos 900MHz) converteram-se para a sinalização SS7, por causa dos serviços oferecidos. Na Europa, o GSM faz a sinalização para as redes celulares. Os EUA preferem analisar o uso do GSM para novas redes de serviços de comunicação pessoal, ou PCS (Personal Communication Services), por causa de sua solução abrangente e por operar na faixa das microondas, ou seja, na faixa de 2GHz.

A principal diferença entre PCS e redes celulares tradicionais são os serviços ofertados. Um exemplo de serviço PCS seria utilizar o celular como Pager, mas com uma grande diferença. Quando se recebe uma mensagem, pode-se escolher entre simplesmente receber a mensagem alfanumérica ou se conectar a pessoa que está enviando a mensagem. Quem envia a mensagem fica em modo de espera até que se decida responder a mensagem via conexão ou somente ignorar quem chama e receber a mensagem alfanumérica.

Como já mencionado acima, a interface aérea utilizada pelo GSM é o TDMA, ou em outras palavras, na camada física do modelo OSI, GSM utiliza uma combinação de FDMA (Frequency Division Multiplex Access) e TDMA. O acesso TDMA (Time Division Multiplex Access) da Europa e o TDMA dos EUA são diferentes. Isto se deve à frequência utilizada nos diferentes continentes e o número de transmissões por canal.

Na Europa, o GSM suporta até oito transmissões por canal, enquanto as redes dos EUA suportam apenas três transmissões por canal. Os Estados Unidos utilizam 30KHz de largura de banda enquanto que na Europa utilizam-se 200KHz, afetando assim a quantidade de banda disponível para transmissão. [TRA00]. Diferenças como estas serão mostradas ao falarmos da arquitetura do sistema GSM.

### 3.2.1. Arquitetura GSM



*Figura 3.1. Arquitetura do sistema GSM*

Na Figura 3.1, o aparelho celular é denominado MS (Mobile Station), uma célula é formada pela área de cobertura de uma BTS (Base Transceiver Station). Várias BTS são controladas por uma BCS (Base Controller Station). A BTS e a BSC juntas formam o subsistema BSS (Base Station Subsystem). O tráfego dos aparelhos celulares em suas respectivas células é roteado para um Switch. Este Switch é denominado MSC (Mobile Switching Center). Conexões originadas de uma rede fixa ou terminadas em uma rede fixa são gerenciadas por um gateway chamado GMSC (Gateway Mobile Switching Center).

Várias bases de dados estão disponíveis para controle de chamadas e gerenciamento da rede. Entre eles o HLR (Home Location Register), o VLR (Visited Location

Register), o AUC (Authentication Center) e o EIR (Equipment Identity Register). Para todos os usuários de uma rede, dados permanentes e temporários estão armazenados na HLR, no caso de efetuar uma chamada para um usuário, o HLR é sempre o primeiro dado acionado para identificar a localização do usuário. O VLR é responsável por um grupo de áreas e armazena dados dos usuários que estão nas áreas sob sua responsabilidade. O AUC gera e armazena dados relacionados a segurança como chaves para autenticação e criptografia. Por último, o EIR registra mais dados referentes aos equipamentos do que dados dos usuários. Em uma chamada, um canal é permanentemente alocado para um usuário durante todo o período da chamada, havendo dados a serem transmitidos ou não.

### **3.2.2. Principais características técnicas**

Uma das características técnicas mais relevantes no sistema GSM é a segurança. Os métodos de segurança padronizados para o GSM fazem com que ele seja o padrão mais seguro das telecomunicações celulares atualmente disponíveis. Nele, há possibilidade de autenticação do usuário, ou seja, o sistema possui um banco de dados que verifica a transmissão de um valor codificado para determinar se um aparelho telefônico é válido. Caso o telefone tenha sido roubado ou caso esteja fazendo transmissões suspeitas (como muitas ligações de longa distância, DDD ou DDI) a transmissão pode ser negada ou “marcada” como suspeita para monitoração e investigação futura.

A privacidade nas conversas GSM também é preservada. O anonimato dos assinantes é garantida pelos números de identificação temporários. O VLR (Visitor Location Register) dá a um determinado aparelho um número temporário quando o usuário muda de rede (roaming), não permitindo assim a clonagem.

Além da privacidade, é importante que os dados trafegados sejam confidenciais. Esta confidencialidade da comunicação é feita no enlace de rádio por uma aplicação que utiliza algoritmos de criptografia e “embaralhamento” (frequency hopping) que só pode ser realizada por sistemas digitais e torna a monitoração muito mais difícil.

Na camada física, o GSM utiliza uma combinação de TDMA e FDMA para acesso múltiplo. Veja na Figura 3.2 como a interface aérea em TDMA é composta:

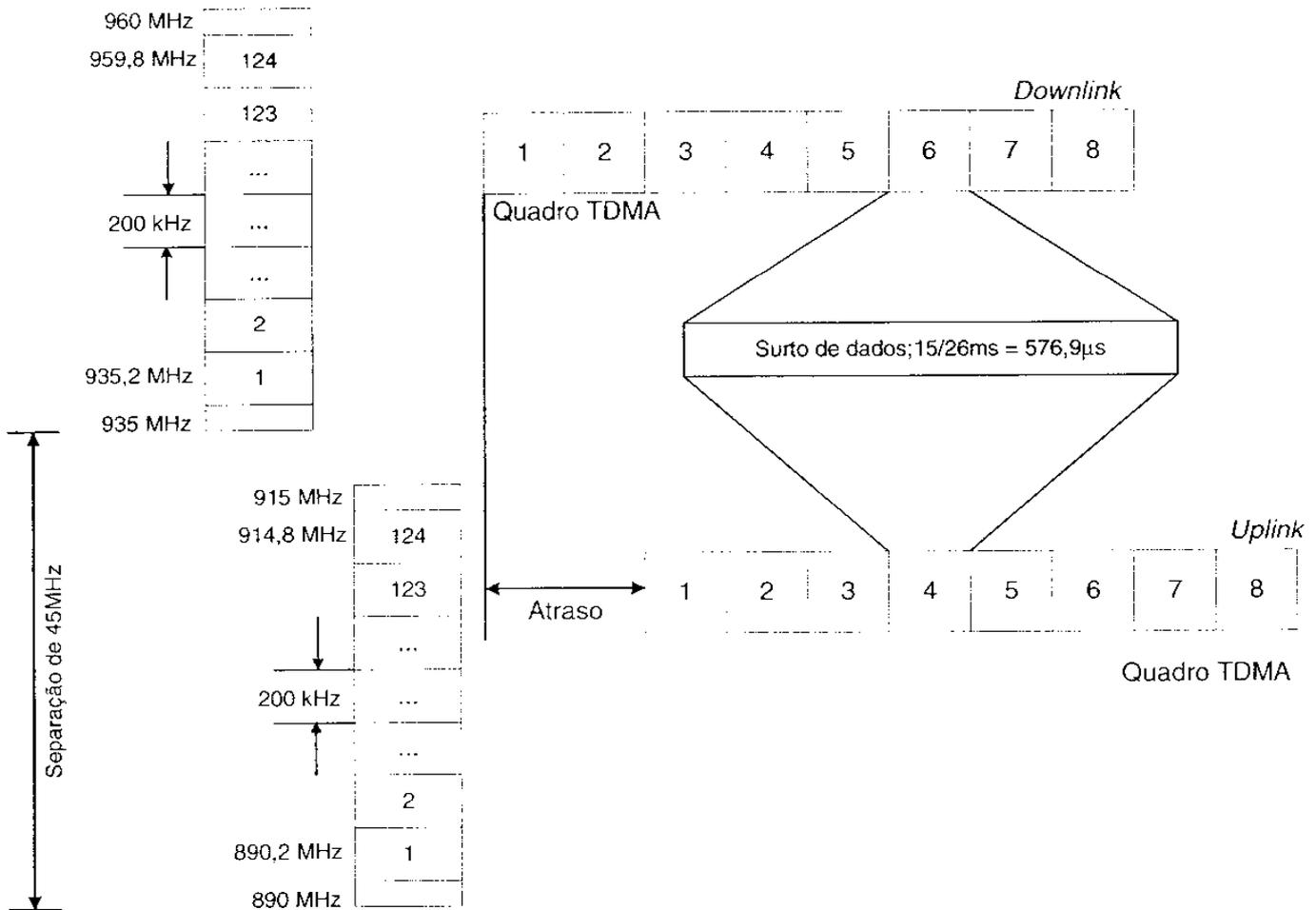


Figura 3.2. Quadro TDMA e portadoras

A figura 3.2 mostra duas bandas de frequência com 45 MHz de diferença, cada uma destas bandas possui 25MHz de largura e são as bandas reservadas para a operação do GSM : 890 a 915 MHz para *uplink* e 935 a 960 MHz para *downlink*. Estas bandas são divididas em 124 portadoras com 200kHz. Cada canal de 200kHz carrega oito *time slots* TDMA que formam o quadro TDMA. Cada *time slot* tem duração fixa de 576,9 μs e, portanto o quadro todo tem duração de 4,613ms.

A Tabela 3.1 mostra um resumo das características técnicas do GSM.

Parâmetros	900 MHz	1800 MHz
Frequência de transmissão		
Estação base – móvel	935 – 960	1805 – 1880
Móvel – Estação base	890 – 915	1710 – 1785
Acesso Múltiplo	TDMA	TDMA
Método de Multiplexação	FDD	FDD
Espaçamento entre canais	200 kHz	200 kHz
Número de canais por portadora	8	8
Número de canais	125 x 8	375 x 8
Taxa de dados (Max.teórica)	14 kbps	14 kbps

*Tabela 3.1. Características técnicas do GSM*

Na Tabela 3.2. notamos que não existem grandes diferenças no GSM de banda 900MHz e de 1800MHz. A grande diferença está no número de canais que cada um pode transportar, enquanto na banda de 900 MHz só possuímos 125 canais, na banda de 1800 temos 375 canais.

No Brasil, a Anatel, Agência Nacional de Telecomunicações, divulgou a faixa de frequência para a nova Banda C, que é de 1,8 GHz para a utilização do padrão GSM. As bandas D e E também deverão operar com GSM.

### **3.2. Sistema GPRS**

O sistema GPRS (General Packet Radio Services) foi padronizado pelo ETSI (European Telecommunications Standards Institute) entre 1995 e 2000 e é de grande interesse entre os provedores de acesso GSM por ser um passo importante para a evolução da tecnologia celular em direção às redes de terceira geração. Ele faz parte da geração 2,5G e provê funcionalidade necessária para gerenciar transferência de pacotes nas redes GSM. Sendo assim, o sistema GPRS tira proveito de inúmeras características já apresentadas para o GSM.

Em comum, os sistemas GPRS e GSM possuem o compartilhamento das mesmas faixas de frequência, trabalham sobre as mesmas redes de comutação de circuitos e utilizam as mesmas propriedades da camada física (como a estrutura do quadro TDMA, técnica de modulação e a estrutura de *time slots*).

A comutação de pacotes significa que os recursos de rádio são utilizados somente quando os usuários possuem dados para enviar ou receber e não há necessidade de se dedicar um canal de rádio para um determinado usuário por um período de tempo. Os recursos podem ser compartilhados por vários usuários através de multiplexação das conexões em um ou mais canais físicos GSM. GPRS tem um uso flexível da capacidade do canal para aplicações com taxas de utilização variáveis.

Este contexto nos faz relacionar imediatamente os possíveis serviços GPRS a serem ofertados com a Internet, que possui tráfego em surtos e que a transferência em pacotes “cairia como uma luva”. Resumidamente, o sistema GPRS pode ser descrito como um serviço otimizado para acesso a Internet que reutiliza uma grande parte da infra-estrutura GSM já instalada.

Para os usuários, um dos grandes benefícios de se utilizar uma rede baseada em comutação de pacotes é a cobrança que, assim como no CDPD, é feita pela quantidade de dados transferidos, e não pelo tempo de conexão. Nestas condições, o usuário pode ficar constantemente conectado e só será cobrado pelas transferências realizadas. Em contrapartida, não é muito recomendado em casos de grandes transferências de dados (como *downloads*).

Nos acessos GSM convencionais, a conexão leva vários segundos e as taxas de transferência ficam restritas a 14 kbps. Na prática, o GPRS vai estabelecer conexões em menos de um segundo e terá uma taxa de até 171,2 kbps.

### **3.2.1. Arquitetura GPRS**

A grande demanda por transmissão de dados afetou drasticamente as redes de telefonia celular. Os provedores de acesso reagiram com melhorias na rede GSM, entre elas o GPRS. O GPRS é um serviço orientado a pacotes que dá muitas vantagens aos provedores e aos usuários, mas para a implementação do GPRS, são necessárias duas alterações nas redes GSM instaladas e implantação da tecnologia nas estações móveis. Na Figura 3.3 mostramos a introdução destes dois novos componentes necessários na rede, chamados de GPRS Support Nodes e Gateway GPRS Support Nodes, SGSN e GGSN respectivamente.

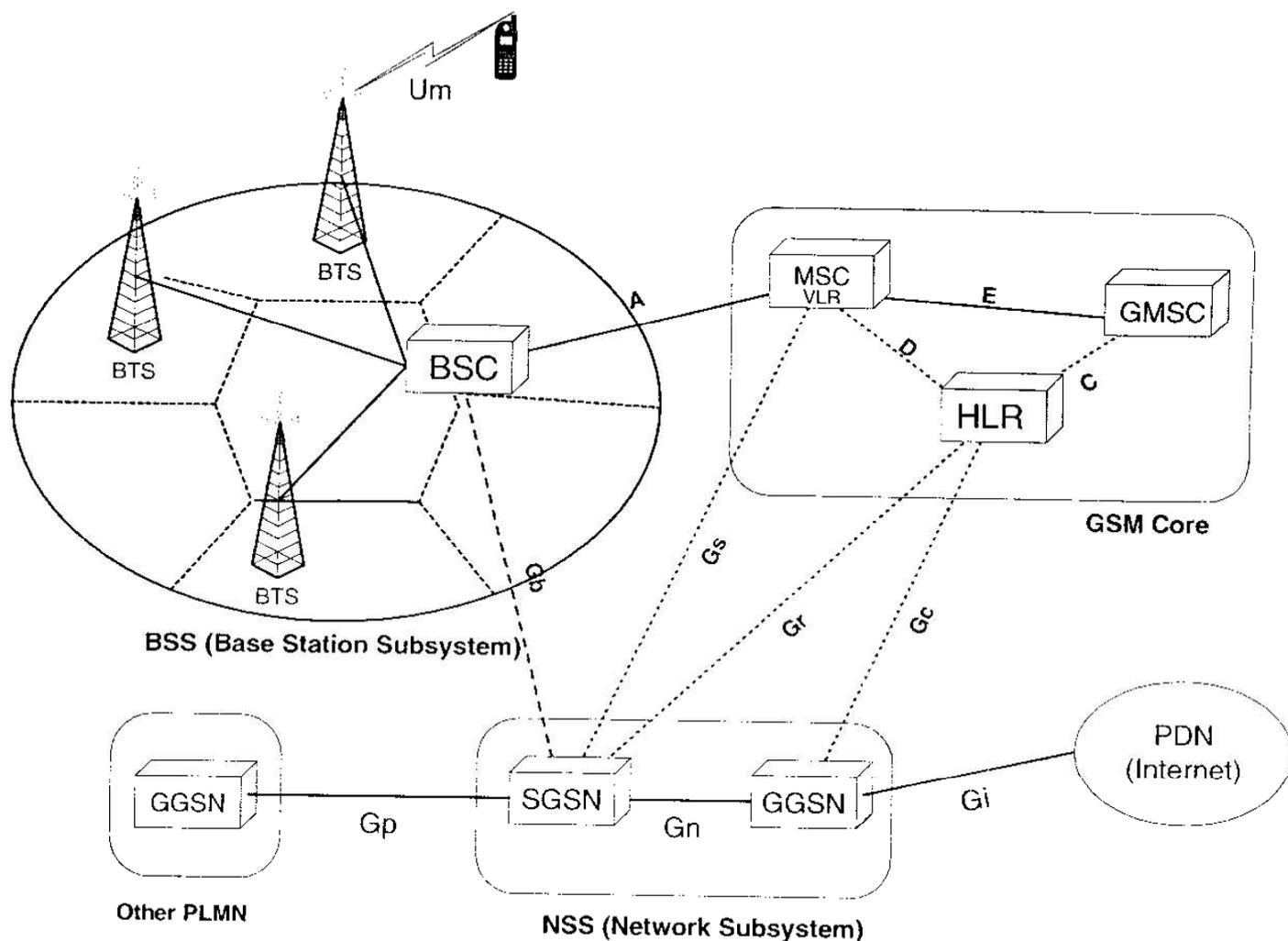


Figura 3.3. Arquitetura Sistema GPRS

O GGSN é o *gateway* entre a rede GPRS e redes externas baseadas em pacotes, convertendo pacotes GPRS em pacotes apropriados para cada formato da rede externa (IP ou X.25, por exemplo). Este ponto de rede pode conter um firewall e mecanismos de filtragem de pacotes. Além disso, o GGSN indica a estação móvel o SGSN correto a ser utilizado, dependendo de sua localização.

Os SGSN são interfaces entre os Backbones GPRS e a parte aérea da rede. O SGSN é responsável pelo roteamento e entrega de pacotes entre os telefones celulares e redes fixas dentro de sua área de serviço (baseadas em pacotes). Além disso, este ponto de rede também é responsável pela mobilidade entre áreas de cobertura, link, autenticação, funções de cobrança e conexão às bases de dados (como HLR).

O BSS consiste de 2 pontos de rede. A primeira delas é a BSC (Base Station Controller), que inclui a unidade de controle de pacotes – PCU (Packet Control Unit). A BSC

controla todos os protocolos importantes para a comunicação aérea. A função do PCU é configurar, supervisionar e desconectar as chamadas orientadas a pacotes, incluindo suporte ao usuário ao mudar de célula, configuração de recursos de rádio e associação de canais. A segunda é a BTS (Base Transceiver Station) que não possui funções de protocolo, mas faz a modulação das frequências das portadoras e demodulação dos sinais.

Os demais componentes, como o MSC/VLR, HLR e GMSC (Gateway Mobile Switching Center) são entidades funcionais amarradas ao protocolo GSM e as estações móveis que possuem suporte a GPRS podem fazer uso dele.

Se fizermos um paralelo entre o GPRS e IP, vemos que o GPRS suporta IPv4 e IPv6. Cada usuário registrado que queira transferir pacotes de dados com uma rede IP ganha um endereço IP. O endereço IP é então tirado do espaço de gerenciamento do sistema GPRS. Note que para suportar uma grande quantidade de assinantes é essencial que se use alocação dinâmica (DHCP). O GGSN é quem resolve as diferenças entre os endereços IP e GSM. O roteamento dos pacotes IP e a entrada no *backbone* GPRS ficam então completas.

É importante frisar novamente que serviços convencionais de voz, dados e SMS que rodam sob uma tecnologia de comutação de circuitos são utilizados em paralelo com o sistema GPRS. No sentido mais técnico, paginações de chamadas GSM (comutações de circuito) podem ser eficientemente feitas pelo SGSN.

Também é possível enviar mensagens do tipo SMS via GPRS além de outros serviços que estão sendo implantados. Entre eles podemos citar o redirecionamento de chamadas quando o usuário não está conectado à rede GPRS e definições de grupos fechados, onde se escolhe quem pode realizar chamadas e quem pode receber tais chamadas. Outros serviços como acesso à bases de dados, serviços de mensagens, validações de cartões de crédito, loterias e monitoramento de segurança também podem ser implementados em GPRS.

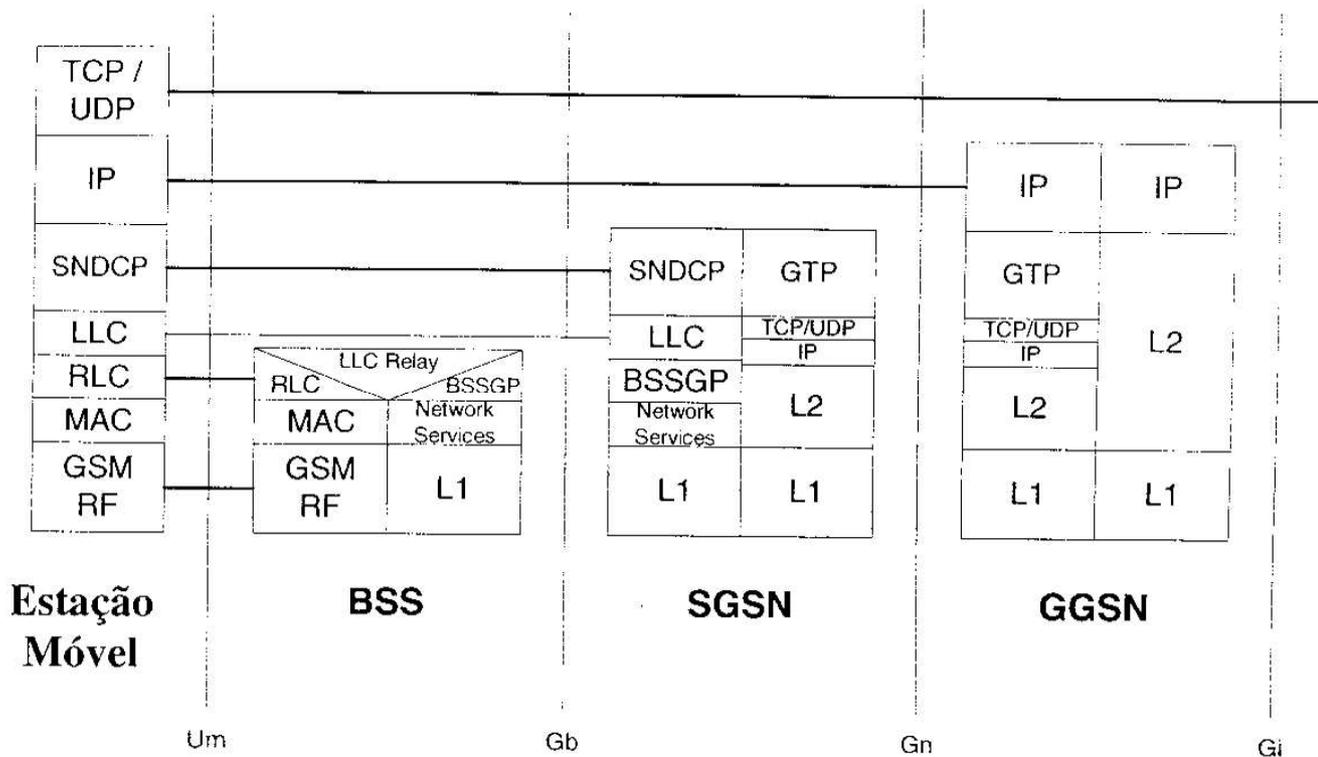


Figura 3.4. Plano de transmissão do sistema GPRS

Na Figura 3.4 há uma representação dos protocolos envolvidos no plano de transmissão do GPRS a partir de uma estação móvel, passando pela Internet, até alcançar um servidor de dados na rede fixa. Na verdade, o protocolo GPRS é simbolizado da esquerda até a conexão Gi. Uma peculiaridade do GPRS é que independente dos pacotes transportados, o protocolo IP é utilizado na camada de rede no *backbone* do GPRS.

A tarefa do SNDCP (Subnetwork Dependent Convergence Protocol) é fazer a compressão de dados, cabeçalho e principalmente transportar dados da camada de rede de maneira transparente. Caso haja necessidade de se introduzir novos protocolos na rede GPRS, somente o SNDCP será afetado.

O protocolo LLC (logical link control) opera através das interfaces Um e Gb, fazendo um enlace lógico entre o MS e o SGSN. Suas funções básicas são cifragem, controle de fluxo e controle de seqüência. A interface Um é a interface aérea e é considerado um dos aspectos centrais do GPRS, pois é nesta interface que fica definido o desempenho do GPRS.

O protocolo RLC/MAC (Radio Link Control / Medium Access Control) controla transferências entre vários MS e a rede. A função do RLC inclui segmentação e remontagem dos pacotes LLC. O protocolo MAC realiza a parte lógica para que os vários MS possam

compartilhar do mesmo meio de transmissão fazendo uso dos *time slots*. O controle RLC/MAC será aprofundado mais adiante.

A camada mais baixa corresponde a RF (Radio Frequency), nela realizam-se a transmissão e recepção de formas moduladas de ondas das portadoras que são idênticas a camada GSM RF tradicional.

### 3.2.2. Controle RLC/MAC na transferência de pacotes

O sistema GPRS utiliza canais lógicos que são mapeados para os canais físicos para o gerenciamento de acesso. Cada canal físico ocupa um *timeslot* em uma portadora de 200kHz. Abaixo ilustramos como a transferência de pacotes no GPRS funciona em um *uplink*.

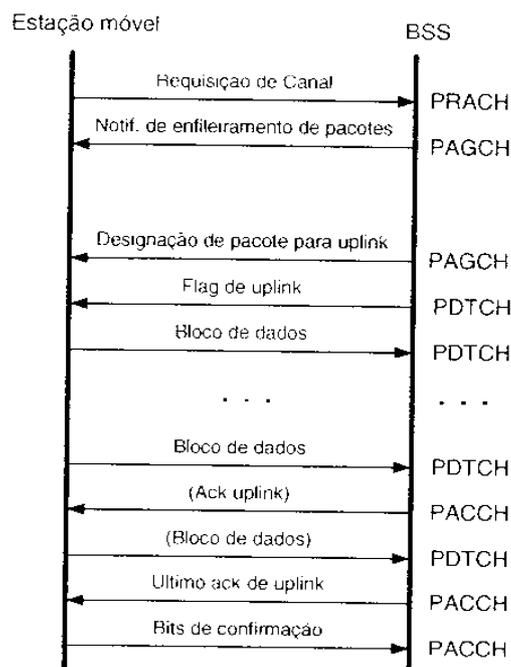


Figura 3.5. Alocação de canal de uplink.

A Figura 3.5 demonstra o procedimento para a alocação de um canal de uplink. Primeiramente, PDTCH é um canal lógico empregado na transferência de dados. O PRACH (Packet random Access Channel) é utilizado para a estação móvel requisitar um ou mais PDTCH. O PAGCH (Packet Access Grant Channel) é quem efetivamente aloca um ou mais PDTCH para a estação móvel.

Vários PDTCH podem ser mapeados em um único PDCH (Packet Data Channel) baseando-se em multiplexação por tempo. Ao utilizar-se da multiplexação por

tempo com canais de tráfego, o PCCH (Packet Associated Control Channel) converte as informações de sinalização, como quais recursos dos canais serão alocados e outros dados sobre uma determinada estação móvel. O PACCH compartilha o método do canal físico com um PDTCH associado que é designado pela mesma estação móvel. Todas as outras mensagens ocupam um bloco RLC inteiro.

Enquanto o protocolo GPRS MAC assemelha-se ao GSM, ele é melhorado para habilitar acesso mais rápido a pacotes e também fazer alocação dinâmica de recursos. Uma vez que o tráfego de pacotes pode geralmente tolerar mais atraso do que o tráfego de voz, no caso de não haver recursos disponíveis quando a rede receber uma requisição de acesso randômico de uma estação móvel, o sistema pode enviar uma notificação de fila de pacotes para indicar o recebimento da requisição e alocar os recursos assim que estiverem disponíveis.

Outra parte do GPRS utilizada é o Flag de uplink – USF (Uplink State Flag) – ele é usado para habilitar a multiplexação de vários usuários em um mesmo canal físico. Quando um usuário é escolhido para um determinado PDTCH, ele também recebe um USF. O USF indica qual usuário pode transmitir no próximo bloco RLC no canal de *uplink* correspondente. USF = FREE significa que o bloco RLC correspondente contém PRACH.

Voltando a Figura 3.5, vemos que a transferência de dados inicia-se com uma estação móvel enviando uma Requisição de Canal no PRACH. Se a mensagem de acesso for corretamente recebida, mas o recurso do canal não está disponível, a BSS envia dados de recebimento com uma Notificação de enfileiramento de pacotes. Quando o recurso estiver disponível, a BSS envia uma mensagem de Designação de Pacote para *uplink* e designa o flag de uplink para a estação móvel. A partir daí, o móvel sincroniza-se com o canal designado e “escuta” o canal de *downlink*. O sistema insere o USF correspondente nos blocos de downlink para indicar quais blocos RLC estão sendo alocados para a estação móvel. Finalmente, a estação móvel transmite seus blocos de dados.

Depois da BSS decodificar os blocos de dados recebidos, ela envia bits de recebimento para o móvel no PACCH. Se a estação móvel receber uma mensagem NACK, ela irá retransmitir os blocos RLC. Quando a BSS detecta o final da transmissão por meio de um valor regressivo codificado no bloco de dados do *uplink*, ela envia bits de confirmação com o Último Ack de *uplink*. Nesta hora, a transmissão está completa. O USF e a alocação do canal são liberados. Bits de confirmação seguem a janela do protocolo ARQ, que possui tamanho máximo de 64 Blocos RLC.

### 3.2.3. Principais características técnicas do GPRS

A principal característica a se apresentar para o GPRS está relacionada ao RLC. O RLC opera em pequenos blocos de 22 a 52 bytes de dados de usuários codificados em um dos quatro esquemas definidos para correção de erros. Estes esquemas de codificação são o CS1, CS2, CS3 e CS4, sendo que o CS1 possui a maior quantidade de bits para FEC (Forward Error Correction) e CS4 não possui nenhum. Na tabela 3.2. mostramos as diferenças entre os esquemas de codificação.

Esquema de código	Bloco de dados RLC (Bytes)	Taxa serviço (kbps)
CS1	22	8,8
CS2	32	12,8
CS3	38	15,2
CS4	52	20,8

Tabela 3.2. Esquemas de codificação GPRS

Na camada LLC temos a diferença de trabalhar com o modo de confirmação ligado ou não. Se o protocolo for utilizado no modo de confirmação ligado, ele proverá detecção e recuperação de erros na transmissão, mas caso o modo de confirmação esteja desligado, os erros são sinalizados como irrecuperáveis.

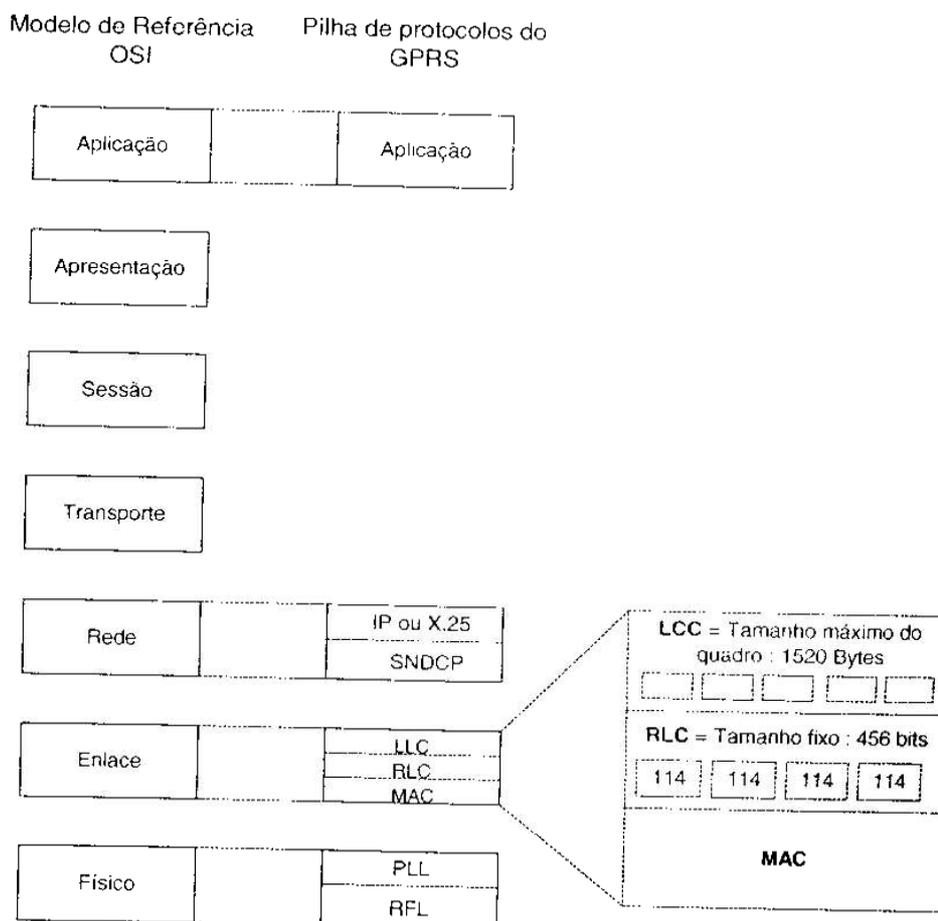


Figura 3.6. Modelo referência OSI, protocolos GPRS e detalhes do enlace

Na Figura 3.6 é mostrada uma analogia entre o modelo de referência OSI, a pilha de protocolos GPRS e as características da camada de enlace. Pacotes das camadas mais altas são segmentados e passados para camada LLC. O tamanho máximo do quadro é de 1520 bytes. Os quadros LLC são segmentados e passados para a camada RLC com tamanhos variáveis, dependendo do esquema de codificação utilizado. Ao chegar na camada RLC os blocos codificados são remontados em tamanhos fixos de 456 bits e cada um destes blocos de 456 bits é re-segmentado em quatro surtos de 114 bits para serem transmitidos para a camada física.

Outra característica do GPRS é a utilização de filas e *buffers*. As filas são necessárias para armazenar dados antes de transmiti-los e os *buffers* também. Caso haja dados a transmitir, mas não haja canais disponíveis no momento, os dados ficam na fila até que um canal seja liberado. A utilização de *buffers* está distribuída em várias camadas do protocolo e é mais necessária para o ajuste do fluxo de dados do SGSN para corresponder aos recursos de rádio disponíveis. É somente utilizado com o modo de confirmação ligado [GUR02].

A qualidade de serviço (QoS) ofertada pelo sistema GPRS também deve ser levada em conta. A confiabilidade indica as características de transmissão requeridas por uma aplicação. Três classes foram definidas que garantem valores máximos para probabilidade de perda de pacotes, pacotes duplicados, erro de seqüência e erros não detectados.

Classes	Probabilidade de			
	Perda de pacotes	Pacotes duplicados	Pacotes fora de seqüência	Pacotes com erros
1	$10^{-9}$	$10^{-9}$	$10^{-9}$	$10^{-9}$
2	$10^{-4}$	$10^{-5}$	$10^{-5}$	$10^{-5}$
3	$10^{-2}$	$10^{-5}$	$10^{-5}$	$10^{-5}$

Tabela 3.3. Classes de confiabilidade

Outra característica da qualidade de serviço são os parâmetros de atraso máximo definidos no GPRS para uma quantidade significativa de transferências e o valor máximo do atraso para 95% das transmissões. O atraso é definido como sendo uma transferência entre duas estações móveis GSM ou entre uma estação móvel e um *backbone* GPRS. [BET99].

Classes	Pacotes de 128 Bytes		Pacotes de 1024 Bytes	
	Atraso Médio	Atraso 95%	Atraso médio	Atraso 95%
1	< 0,5 s.	< 1,5 s.	< 2 s.	< 7 s.
2	< 5 s.	< 25 s.	< 15 s.	< 75 s.
3	< 50 s.	< 250 s.	< 75 s.	< 375 s.
4	Melhor Esforço	Melhor Esforço	Melhor Esforço	Melhor Esforço

*Tabela 3.4 : Parâmetros de atraso*

O gerenciamento de localização é outro ponto importante. A estação móvel envia mensagens de localização freqüentemente a sua SGSN. Esta função não é primordialmente para se saber a localização física do usuário, mas sim minimizar o atraso de pacotes que o usuário queira enviar ou receber. Sabendo-se com freqüência em que célula o usuário está, não haverá necessidade de uma busca e conseqüentemente menor será o atraso dos pacotes para chegar àquela determinada célula.

Estas não são as únicas características do sistema GPRS, mas tentamos demonstrar as principais e não entraremos em mais detalhes.

### **3.2.4. Principais diferenças técnicas entre o GSM e o GPRS**

Como já citada inúmeras vezes, mas não podemos deixar de mencionar, a principal diferença entre o sistema GSM e o GPRS é que na transmissão tradicional GSM, um usuário aloca todo um canal de dados durante todo o tempo da chamada, enquanto que no GPRS canais são somente alocados quando há dados a serem transmitidos. Isto acontece porque nas transmissões de voz, a comutação de circuitos é utilizada, enquanto no GPRS, a comutação de pacotes será utilizada.

Sendo o canal alocado de maneira permanente, a cobrança do GSM é realizada pelo tempo da chamada. No GPRS, a política de cobrança é somente sobre a quantidade de dados transmitidos.

Para se estabelecer uma conexão, no GSM a configuração inicial leva vários segundos e as taxas de transmissão de dados ficam restritas a 14 kbps. GPRS oferece um estabelecimento de sessão abaixo de um segundo e taxas de até 171,2 kbps.

A alocação do canal no GPRS também difere do GSM tradicional. A tecnologia GPRS permite que uma única estação móvel transmita em múltiplos *time slots* pertencentes ao mesmo quadro TDMA. Podem ser alocados de um a oito *time slots* por estação móvel.

No que se refere às células que compõem os sistemas, no sistema GPRS, a estação móvel é responsável por selecionar a célula que vai servi-la enquanto que no sistema GSM o *handover* é controlado pela rede.

# Capítulo 4

## Vazão de dados TCP sobre GPRS

Neste capítulo, iniciamos nossa proposta de metodologia de cálculo de vazão do protocolo TCP sobre redes GPRS. O método é baseado na utilização de um modelo analítico da vazão do TCP para redes cabeadas proposto em [PAD98] associado a um modelo de atraso da camada de enlace de rádio GPRS proposto em [CHE04].

Primeiramente apresentamos o protocolo TCP com ênfase em seus atrasos na conexão, perda de pacotes, Round Trip Time e tráfego. A partir desta demonstração e do estudo aprofundado do modelo proposto em [PAD98], mostramos gráficos com variações de parâmetros para a demonstração da vazão dos dados sobre o protocolo TCP. Depois é demonstrado o desempenho GPRS. Esta segunda parte baseia-se no modelo proposto em [CHE04] que tem como foco principal, o atraso no uplink do GPRS. Também são mostrados dados medidos referentes aos aspectos de atraso do protocolo GPRS nas redes sem fio.

Mais adiante, unimos as deduções geradas pelo estudo das duas tecnologias (TCP e GPRS) e complementamos as equações já existentes, propondo uma nova equação. Como esta nova equação não superestima a vazão de dados, esperamos que seja de grande ajuda para novas implementações de redes que farão a transferência de dados sobre as tecnologias TCP e GPRS.

### 4.1. Controle de congestionamento do protocolo TCP

Nesta seção é descrito o modelo analítico proposto em [PAD98].

O protocolo TCP pode apresentar um comportamento complexo, especialmente se considerarmos o contexto atual da Internet, onde o tráfego pode ser súbito e não constante.

Vamos levar em conta nesta parte a dependência da vazão em relação a perda de pacotes e comportamento resposta de recebimento destes pacotes - ACK (acknowledgement), tamanho limitado da janela de recebimento e média de RTT (Round Trip Time).

O tamanho da janela de controle de congestionamento do TCP,  $W$ , é aumentada em  $1/W$  toda vez que um ACK é recebido. Portanto, o tamanho da janela será diminuído quando um pacote for perdido. Para sabermos se um pacote foi perdido, podemos utilizar duas indicações. O chamado ACK triplicado ou por timeout.

A modelagem do comportamento do congestionamento do TCP é feita em termos de "rounds". Um round inicia com a transmissão fim-a-fim de  $W$  pacotes. Quando todos os pacotes da janela foram enviados nesta transmissão fim-a-fim, nenhum outro pacote é enviado até que o primeiro ACK seja recebido para um destes  $W$  pacotes. Este recebimento de pacotes marca o final de um round e o início de outro. Assumimos aqui que a duração do round é igual ao RTT, é independente do tamanho da janela e que o tempo necessário para enviar todos os pacotes em uma janela é menor que RTT.

No início do próximo round, um grupo de novos pacotes  $W'$  serão enviados, onde  $W'$  é o novo tamanho da janela de controle de congestionamento. Seja,  $b$ , o número de pacotes que são confirmados por um ACK recebido. A grande maioria das implementações do protocolo TCP enviam um ACK cumulativo para 2 pacotes consecutivos recebidos, logo, o valor de  $b$  é tipicamente 2.

Se os  $W$  pacotes enviados na primeira transmissão forem recebidos e confirmados corretamente, então  $W/b$  ACKs serão recebidos. Sabendo-se que uma confirmação aumenta o tamanho da janela de congestionamento em  $1/W$ , o tamanho da janela no início da segunda transmissão será:

$$W' = W + \frac{1}{b} \quad (4.1)$$

Isto significa que quando evita-se o congestionamento e não se tem perda de pacotes, a janela aumenta linearmente no tempo, em uma proporção de  $1/b$  pacotes por RTT.

De acordo com estudos realizados em [PAD98] [CHA02], sabemos que perdas em um *round* são independentes de perdas em outros *rounds*. A justificativa para isto é que pacotes em transmissões diferentes são separados por um ou mais RTTs e portanto é provável que

encontrem estados de memória (*buffer*) independentes. Em contrapartida assumimos que a perda de pacotes em um *round* tem correlação. Se um pacote é perdido, todos os demais pacotes transmitidos são perdidos até o final da transmissão fim-a-fim. Isto também é justificável porque a grande maioria dos roteadores de Internet utiliza uma política de “*drop-tail*” para o descarte de pacotes. Nesta política, todos os pacotes que chegam em um *buffer* cheio são descartados. Como os pacotes em um round são enviados fim-a-fim, se um pacote chegar em um buffer cheio, é possível que o mesmo aconteça com o resto dos pacotes do *round*.

#### 4.1.1. Perda de pacotes indicada por ACK Triplicado

Vamos considerar por enquanto que a perda de pacotes só é indicada por ACK triplicado e que o tamanho da janela  $W$  não é limitada pelo receptor. Considere uma transferência TCP iniciada em  $t = 0$ , onde o emissor sempre tem dados a enviar e para qualquer tempo,  $t > 0$ , teremos  $N_t$  como sendo o número de pacotes transmitidos no intervalo de tempo  $[0, t]$  e  $B_t = N_t/t$  como sendo a vazão deste intervalo. Note que  $B_t$  é o número de pacotes enviados por unidade de tempo indiferentemente de serem recebidos ou não. Portanto  $B_t$  representa a vazão da conexão. Definimos a vazão TCP, representada por  $B$  como sendo :

$$B = \lim_{t \rightarrow \infty} B_t = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{N_t}{t} \quad (4.2)$$

Como já mencionado, assuma também que quando um pacote é perdido em um round, todos os demais pacotes até o final do round também serão perdidos e a partir disto definimos  $p$  como sendo a probabilidade de um pacote ser perdido, dado que o primeiro pacote em seu round ou o pacote precedente em seu round não foi perdido. Agora pode-se estabelecer a relação  $B(p)$  entre a vazão da conexão TCP e a probabilidade de perda de pacotes  $p$  :

$$B(p) = \frac{1}{RTT} \sqrt{\frac{3}{2 \cdot b \cdot p}} \quad \text{para pequenos valores de } p \quad (4.3)$$

Como mostrado acima, a Equação (4.3) demonstra o modelo de dados proposto por [PAD98] levando-se em conta que a perda de pacotes são exclusivamente detectadas por meio de ACKs Triplicados. Nas seções 4.1.2 e 4.1.3, o modelo passa a incluir limite de tempo (timeout) e limitação de tamanho da janela pelo receptor, razões que não foram ainda consideradas na Equação (4.3).

#### 4.1.2. Perda de Pacotes indicada por Timeout

Neste modelo da perda por ACKs triplicados, também é considerado a perda por limite de tempo (timeout). O emissor aguarda por um período de tempo  $T_0$  e depois retransmite pacotes não confirmados (sem ACK). Depois de um timeout, a janela é reduzida a  $W = 1$ , e um pacote é portado reenviado no round imediatamente posterior ao limite de tempo. No caso de outro timeout ocorrer antes dos pacotes perdidos serem reenviados com sucesso durante o primeiro round, o valor do limite de tempo dobra para  $2T_0$  e assim sucessivamente até o valor máximo de  $64T_0$ .

A Tabela 4.1 apresenta alguns dados extraídos de [PAD98]. Estes dados foram medidos durante uma coleta de uma hora onde o emissor faz o papel de uma fonte de dados infinita, ou seja, ele sempre tem dados a transmitir e, portanto, a vazão de dados é somente limitada pelo controle de congestionamento do TCP. Na primeira coluna da Tabela 4.1 temos a quantidade de pacotes enviados, na segunda, a quantidade de pacotes perdidos. A quantidade de pacotes perdidos é então dividida em duas partes, as colunas 3 e 4 que mostram a quantidade de cada tipo de perda do pacote. O RTT mostra a média do Round Trip Time em segundos enquanto que o  $T_0$  mostra a média de um único timeout. Para conseguirmos o valor de  $p$ , dividimos o valor da coluna de pacotes perdidos pelo total de pacotes enviados.

Estas medidas mostram que na grande maioria dos casos a janela diminui por motivo de timeout, e menos por retransmissões rápidas.

Pacotes enviados	Pacotes perdidos	Perda por ACK Tripl.	Perda por Timeout	RTT	Timeout	p aproxim.
54402	722	19	703	0,207	2,505	0,013
58120	735	306	429	0,243	2,495	0,013
56283	494	2	492	0,233	2,146	0,009
81123	1638	988	650	0,204	2,459	0,020
7938	264	1	263	0,275	3,597	0,033
37137	838	7	831	0,162	0,489	0,023
32042	853	339	514	0,482	1,094	0,027
78246	1928	840	1088	0,211	0,601	0,025
62237	1753	197	1556	0,253	0,429	0,028
57687	1120	0	1120	0,331	0,953	0,019
83971	762	0	760	0,168	7,278	0,009
34251	1422	43	1377	0,257	1,454	0,042

Tabela 4.1. Perda de Pacotes – coletas de 1 hora

Para que sejam adicionados valores para limite de tempo, a Equação 4.3 foi alterada para a forma :

$$B(p) \approx \frac{1}{RTT \sqrt{\frac{2 \cdot b \cdot p}{3}} + T_0 \cdot \min\left(1,3 \sqrt{\frac{3 \cdot b \cdot p}{8}}\right) \cdot p(1 + 32 \cdot p^2)} \quad (4.4)$$

Na equação 4.4, note que à formula 4.3 foram adicionados alguns parâmetros. No denominador, definiu-se uma relação  $\min(n,m)$ . Esta relação é a probabilidade de  $m$  pacotes serem confirmados em seqüência no último *round* quando  $n$  pacotes foram enviados. O valor desta relação está sempre entre 1 e 3 e é sempre levado em conta o valor mínimo (min) deles.

#### 4.1.3. Limitação no tamanho da janela

Nas subseções anteriores, foram considerados os ACKs triplicados e limite de tempo. Nesta subseção, é considerado o impacto que o tamanho da janela de congestionamento causa no envio de dados TCP.

Quando é feita uma transmissão, durante o *handshake*, o receptor é quem determina uma série de valores a serem mantidos durante a transmissão. O importante neste caso é que o receptor determinará o tamanho máximo do *buffer* e a partir daí fica determinado o tamanho

máximo da janela de congestionamento  $W_{\max}$ , ou seja, durante um período sem indicações de perda de pacotes, o tamanho da janela pode crescer até  $W_{\max}$ . Por simplificação é assumido que  $W_u$  seja o tamanho corrente da janela

$$E[W_u] = \frac{2+b}{3 \cdot b} + \sqrt{\frac{8 \cdot (1-p)}{3 \cdot b \cdot p} + \left(\frac{2+b}{3 \cdot b}\right)^2} \quad (4.5)$$

Assumimos também que se  $E[W_u] < W_{\max}$  temos a aproximação  $E[W] \approx E[W_u]$ . Em outras palavras, se  $E[W_u] < W_{\max}$ , a limitação da janela receptora tem efeito quase nulo no termo longo da vazão do TCP.

Portanto, considerando o tamanho da janela de congestionamento, a caracterização da vazão de dados do TCP pode ser aproximada por

$$B(p) \approx \min \left( \frac{W_{\max}}{RTT}, \frac{1}{RTT \cdot \sqrt{\frac{2 \cdot b \cdot p}{3}} + T_o \cdot \min \left( 1, 3 \sqrt{\frac{3 \cdot b \cdot p}{8}} \right) \cdot p(1 + 32p^2)} \right) \quad (4.6)$$

Além do modelo analítico, também foi apresentado em [PAD98] medidas de vários pontos da rede e analisaram-se algumas particularidades das transmissões. Uma a se destacar, é que para um servidor Linux, não existem ACKs Triplicados, dois ACKs são suficientes para detectar uma perda de pacotes. Na Tabela 4.1. vemos exemplos de medidas. O valor aproximado de  $p$  pode ser obtido dividindo-se o número total de indicações de perdas pelo número total de pacotes enviados. Uma observação importante, é que os *timeouts* constituem a maior parte das perdas de pacotes e por isto não pode deixar de ser levado em consideração na modelagem TCP.

Resultados apresentados em [PAD98] também levam em consideração dados medidos em comparação com a equação proposta. Estes dados foram divididos em frações de 100 segundos, pois se utilizassem uma coleta contínua, o valor de  $P$  não seria muito próximo do exato. Frações de 100 segundos são maiores que a maioria dos timeouts, e utilizando-se destes tamanhos de frações, o impacto das inexatidões seriam minimizados.

Nas Figuras 4.1, 4.2 e 4.3 utilizamos o modelo para avaliar a vazão do TCP sob diferentes condições de variação de parâmetros da rede. Na Figura 4.1 fixa-se o tamanho máximo da janela  $W_{\max} = 10$  e o  $T_o = 1,5$  s. Para criar os gráficos, variamos valores para o *Round Trip Time*.

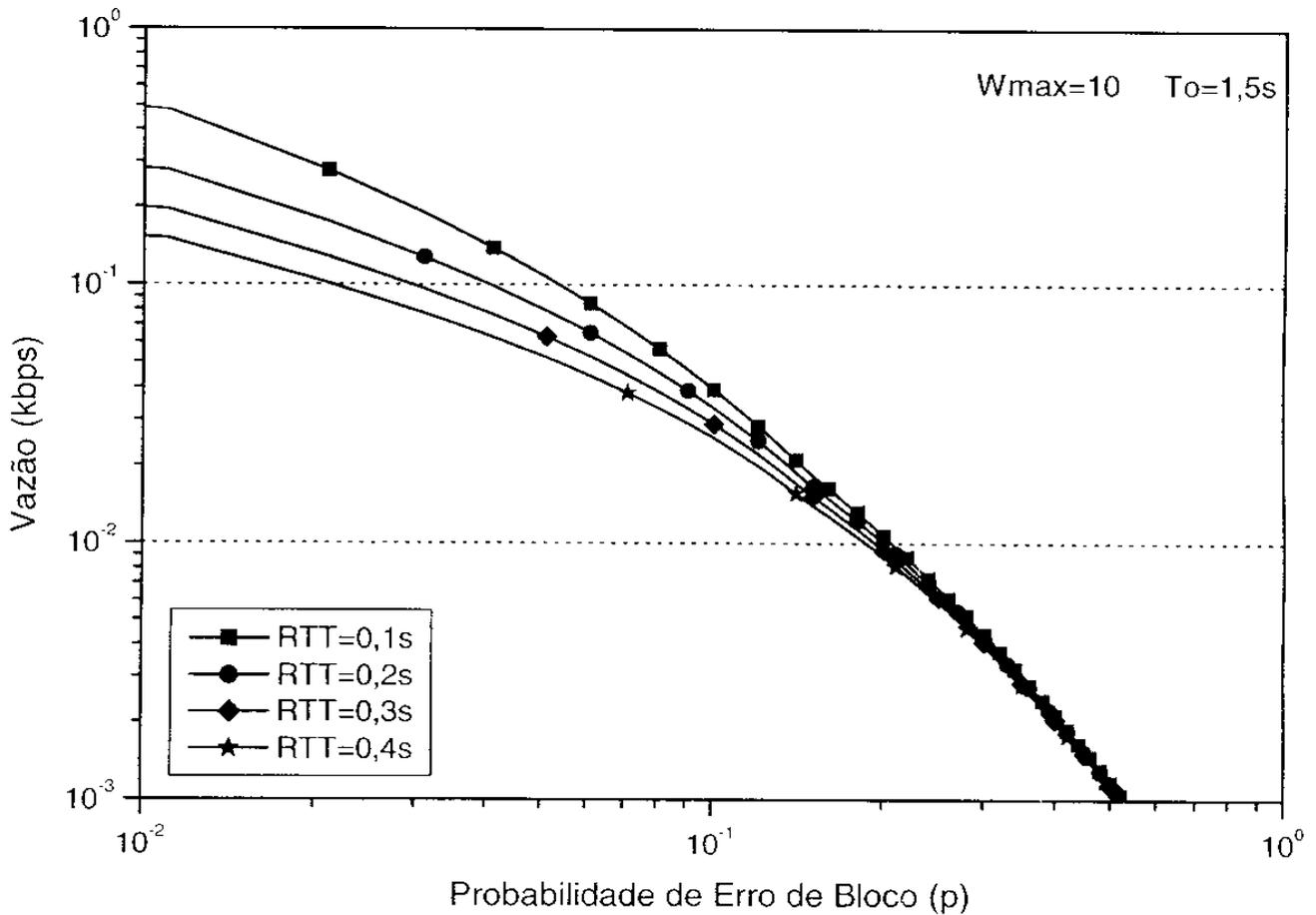


Figura 4.1. Vazão em relação à Prob.de erro de bloco para vários RTTs.

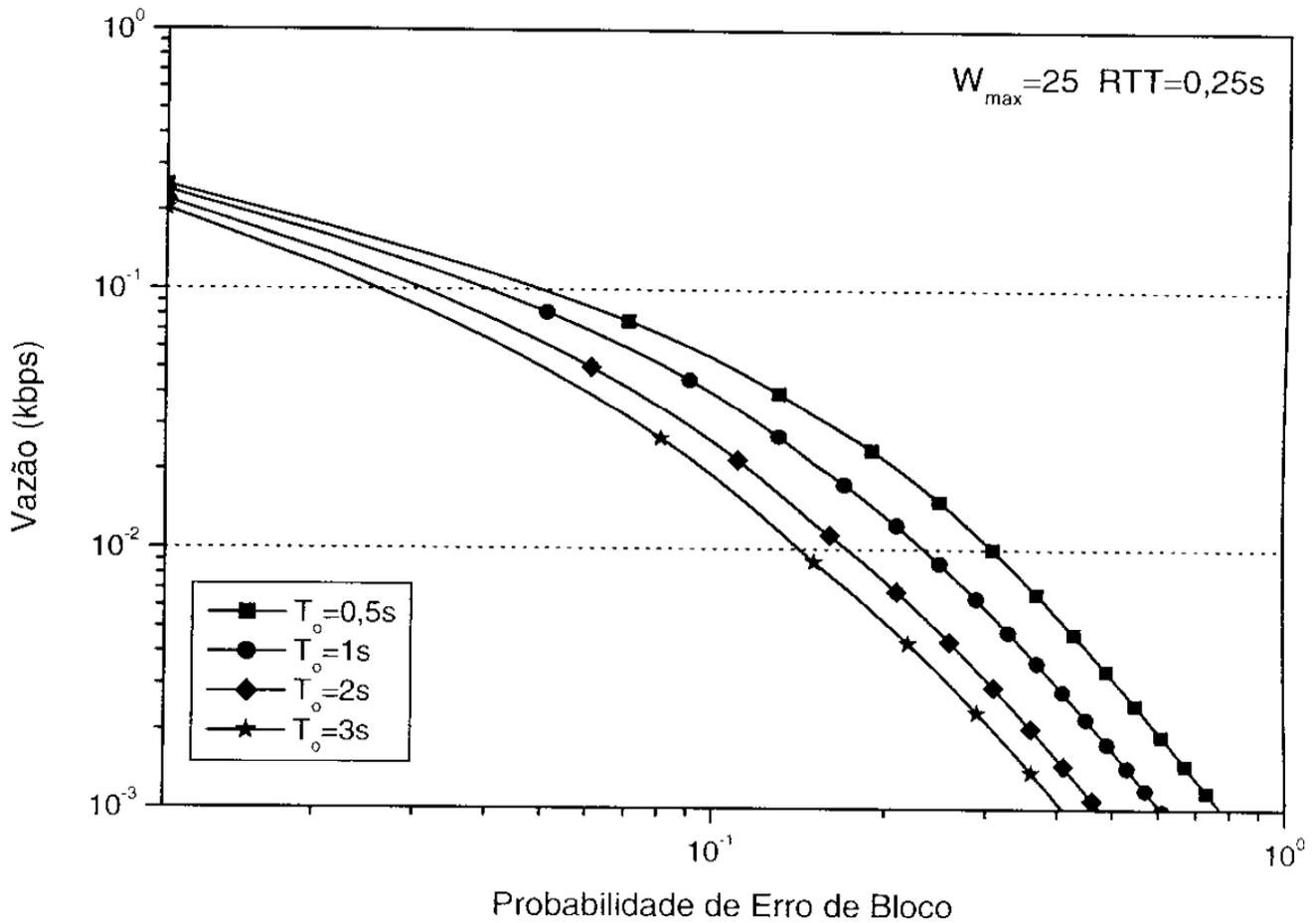


Figura 4.2 Vazão em relação à Prob.de erro de bloco para vários  $T_o$ .

Na Figura 4.2. mantivemos fixos os valores do tamanho da janela de congestionamento em  $W_{max} = 25$  e  $RTT = 0,25s$ . Variamos  $T_o$ , que representa o período de tempo que o emissor aguarda antes de identificar o Timeout. Quanto menor for o valor de  $T_o$ , maior será a probabilidade de perda de pacotes. A seguir apresentaremos um gráfico que demonstra o impacto do tamanho da janela de congestionamento. Para isto, mantivemos fixos os valores de  $RTT = 0,9s$ . e  $T_o = 3$ .

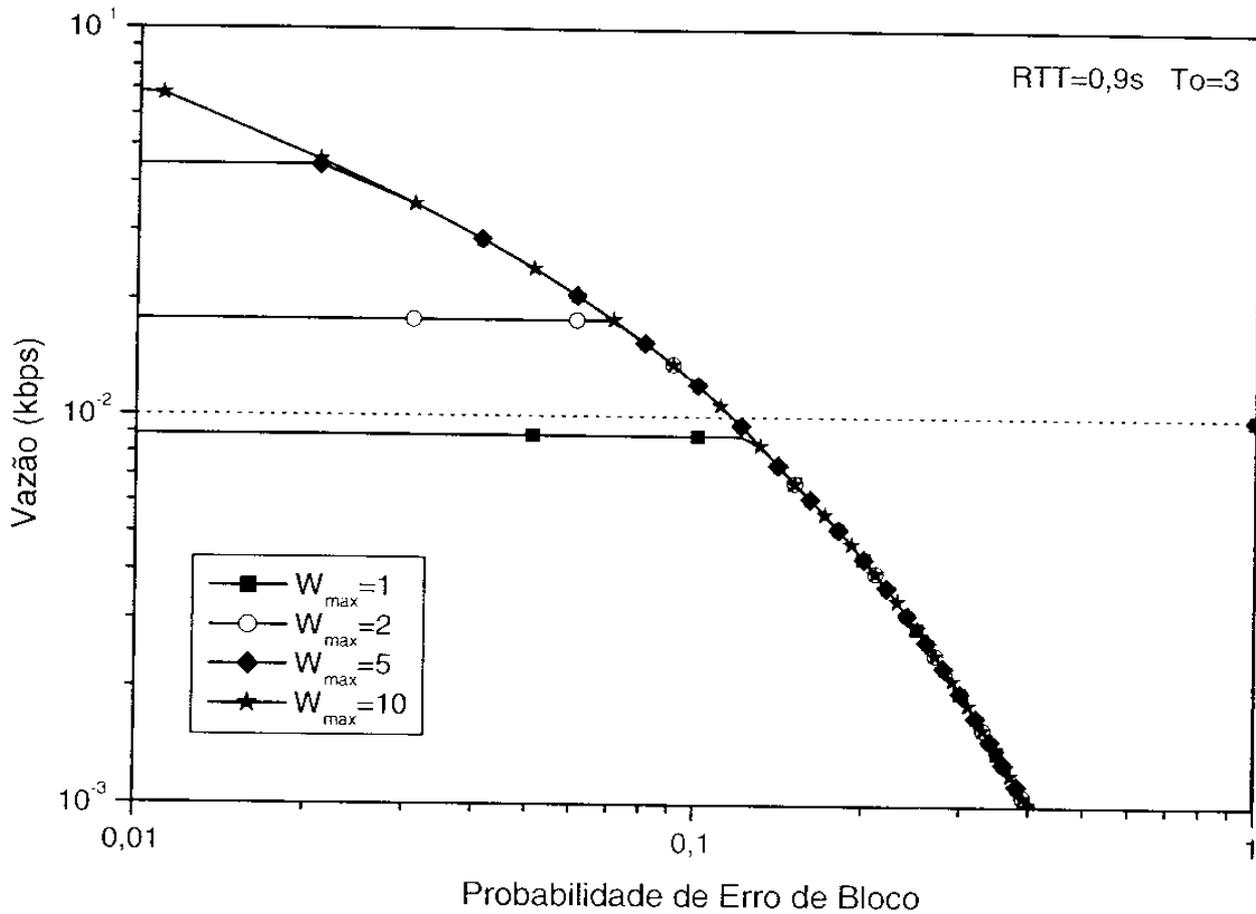


Figura 4.3. Vazão em relação à Prob.de erro de bloco para vários  $W_{max}$

Para melhor explicarmos a figura 4.3, note que o início da Equação (4.6) é  $W_{max}/RTT$ . Quando a probabilidade de erro de bloco varia entre os pontos 0,01 e 0,1 aproximadamente,  $W_{max}/RTT$  é o termo dominante da equação, o que faz com que esta parte do gráfico permaneça constante.

## 4.2. Desempenho GPRS

O Desempenho do protocolo GPRS é medido através da sua vazão de dados. Quanto maior a vazão, melhor será seu desempenho (performance). Várias medidas foram verificadas em estudos anteriores com diversos aparelhos GSM que têm suporte a GPRS, mas não há variação significativa de desempenho nos vários modelos de aparelho.

Também não foi detectada nenhuma contenção nos *timeslots*. Para se certificar disto, medições em diferentes horários do dia foram realizadas, mas talvez pela pequena quantidade de usuários que hoje utilizam o GPRS, nenhuma contenção foi identificada.

Testes mais aprofundados do GPRS mostram que o desempenho do GPRS depende da grande variação dos valores da latência, banda flutuante (o que se relaciona com os esquemas de codificação), perda de pacotes e raramente, queda no *link* de transmissão. A seguir detalharemos alguns destes pontos.

#### 4.2.1. Vazão dependente dos esquemas de codificação

Como mencionado no Capítulo 1, vazão (*throughput*) pode ser definida como sendo a quantidade de dados transferidos por segundo em cada canal de tráfego, o que no nosso caso, corresponde a um time slot em um canal de 200kHz. Isto pode ser verificado na Figura 3.1.

A vazão de dados no GPRS depende criticamente da razão Portadora-por-Interferência, Carrier-to-interference ou C/I. Utilizaremos aqui a nomenclatura C/I. Além disso, vai depender também do tamanho do pacote, do esquema de codificação do canal e da taxa de erro de bloco (BLER – Block Error Rate) [CHE04].

GPRS oferece escolha entre quatro esquemas de codificação. CS1 a CS4. A diferença entre eles é o nível de proteção de erros. CS1 é o mais conservador e robusto, possui uma maior quantidade de bits de proteção e, portanto tem menor vazão quando as condições de tráfego de rádio estão boas, mas é o melhor esquema de codificação quando há problemas no ambiente de transmissão, como ruídos, interferências e *fading*.

O esquema de codificação CS4 é o esquema mais leve e funciona de maneira muito satisfatória quando a razão C/I for alta, pois não contém bits para correção de erros, mas é o pior esquema se há problemas no ambiente de transmissão. Veja abaixo, as medições feitas para um canal tipicamente urbano (TU3) com *fading* de 3Km/h.[IRN02]

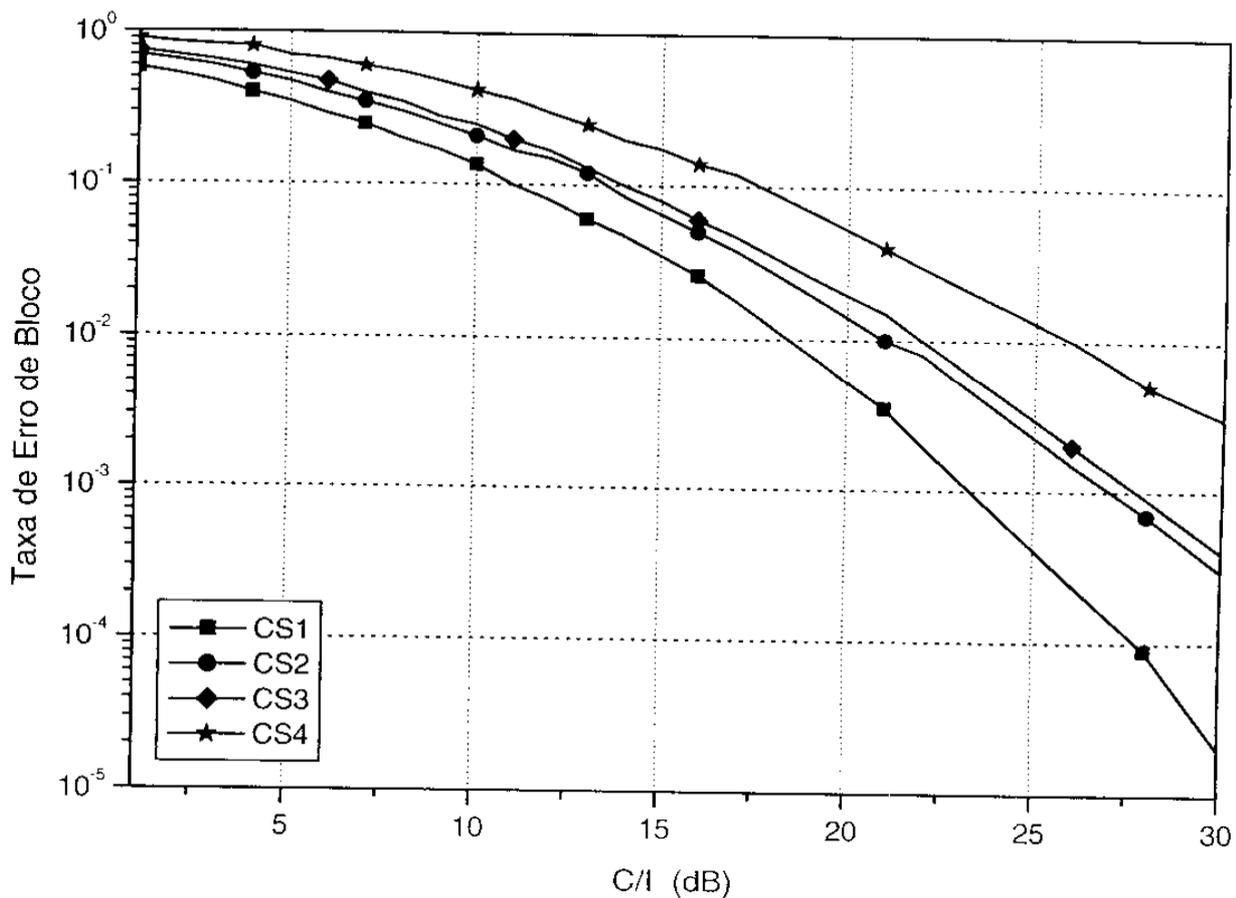


Figura 4.4. Relação de C/I vs. Erro de Bloco (TU3)

A razão C/I mencionada anteriormente é o parâmetro típico de especificar o nível de interferência no canal. Uma baixa C/I, que seria menor que 6-8 dB, nos dá uma condição ruim do canal de rádio (altas taxas de erro de bloco). Uma C/I de 13-18 dB indica condições moderadas e altas C/I, acima de 25 dB, nos dão boas condições do canal para transmissão.

#### 4.2.2. Aproximação Polinomial

A técnica de aproximação polinomial ou interpolação polinomial pode ser usada em várias aplicações para estudos científicos e/ou para sistemas de monitoração em tempo real. A aproximação polinomial consiste em determinar um polinômio que se ajuste a um conjunto de pontos pré-determinados, existentes ou medidos.

Neste caso, temos a Figura 4.4 que mostra dados medidos. Qualquer conjunto de  $n$  pontos  $(x_0, y_0)$  em que  $x_0, x_1, \dots, x_n$  são todos diferentes, podem vir a determinar um polinômio  $f(x)$  tal que para todos os valores de  $x$  os valores de  $f$  sejam  $f = f(x_0), f_1 = f(x_1), \dots, f_n = f(x_n)$  e cujo grau seja  $n$  ou menor.

O polinômio que estamos citando aqui é uma aproximação da função  $f(x)$  contínua no tempo ou um polinômio que se assemelha aos resultados obtidos empiricamente num processo de observação científica e portanto de natureza discreta. Para melhor visualização, utilizaremos o esquema de codificação CS1. Ao aplicarmos a técnica de aproximação polinomial nos dados medidos de CS1 teremos a seguinte equação

$$\log_{10}(P_{Bloco}) = -0,19343 - 0,04048 \cdot \left(\frac{C}{I}\right) - 0,00244 \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^2 - 4,76565 \cdot 10^{-5} \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^3 \quad (4.7)$$

Note que a expressão acima é uma aproximação polinomial para os dados medidos e se testarmos a equação, o valor resultante deve ser exato ou muito próximo ao valor encontrado na curva traçada. A partir da figura 4.4 podemos definir os seguintes gráficos e os seguintes polinômios:

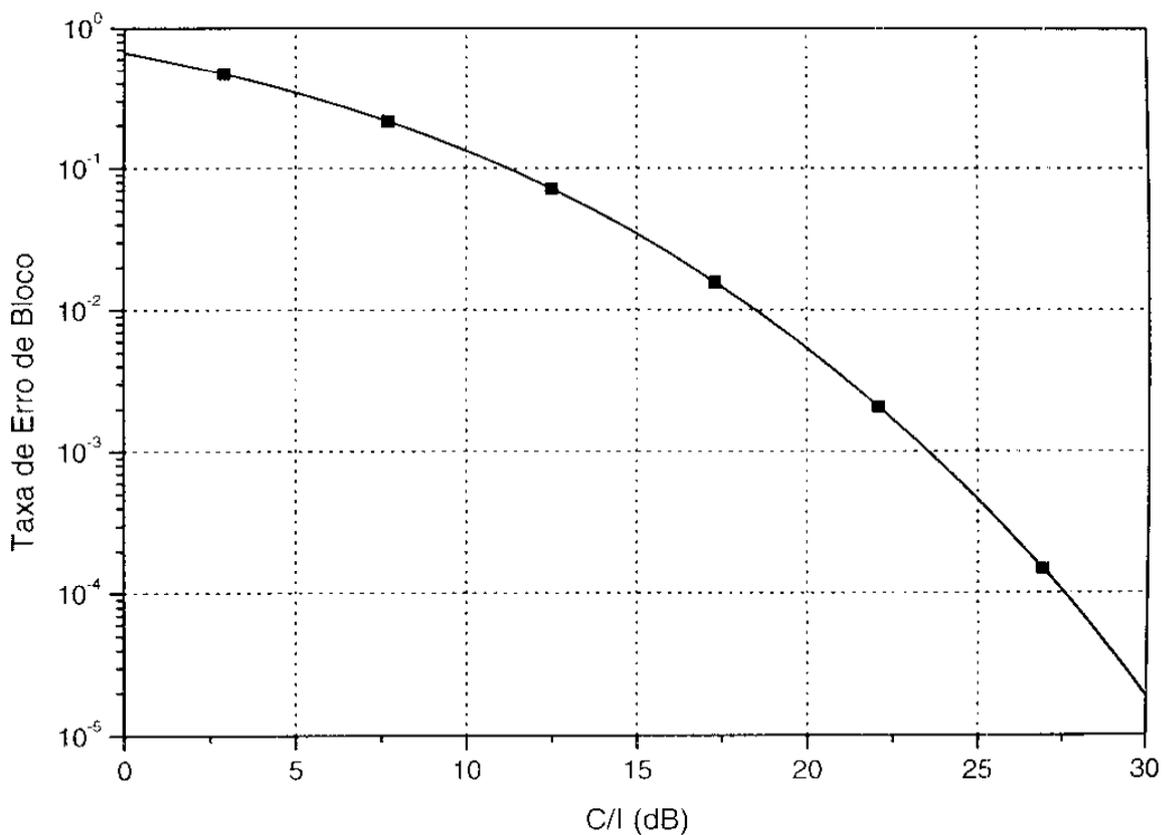


Figura 4.5. Aproximação polinomial CS1

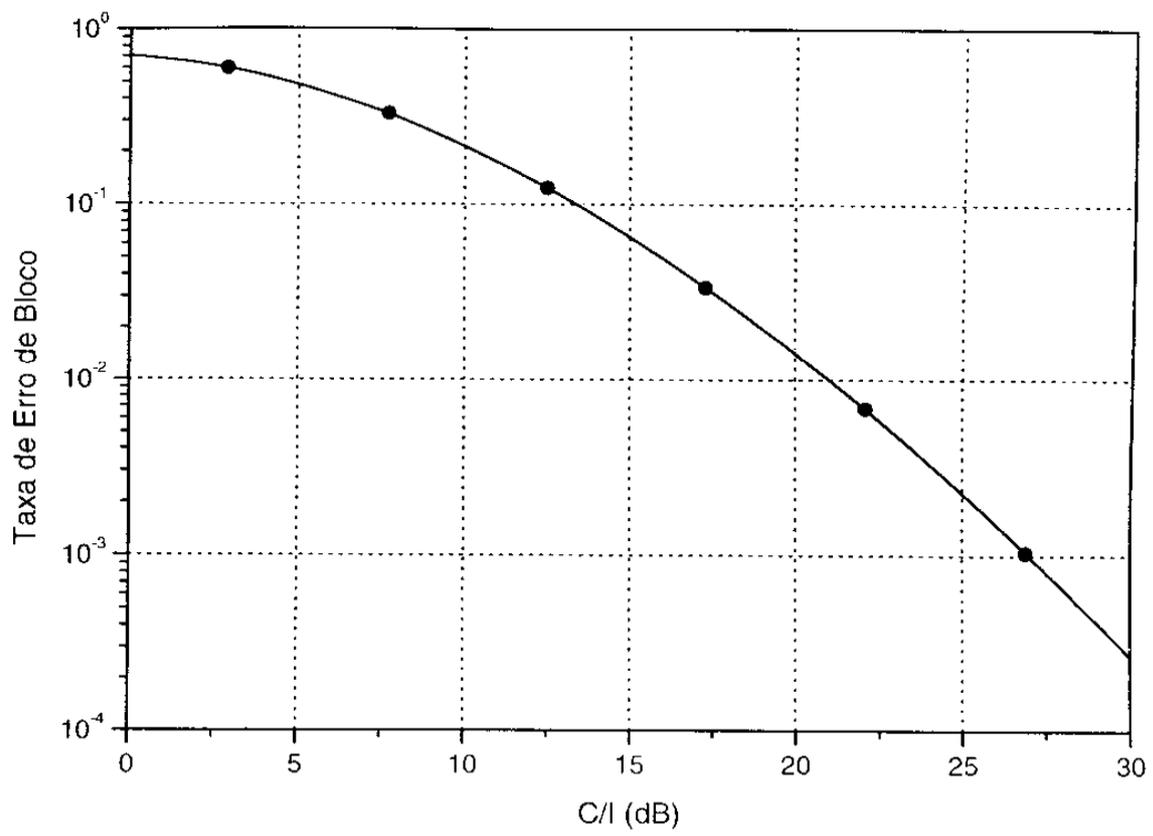


Figura 4.6. Aproximação polinomial CS2

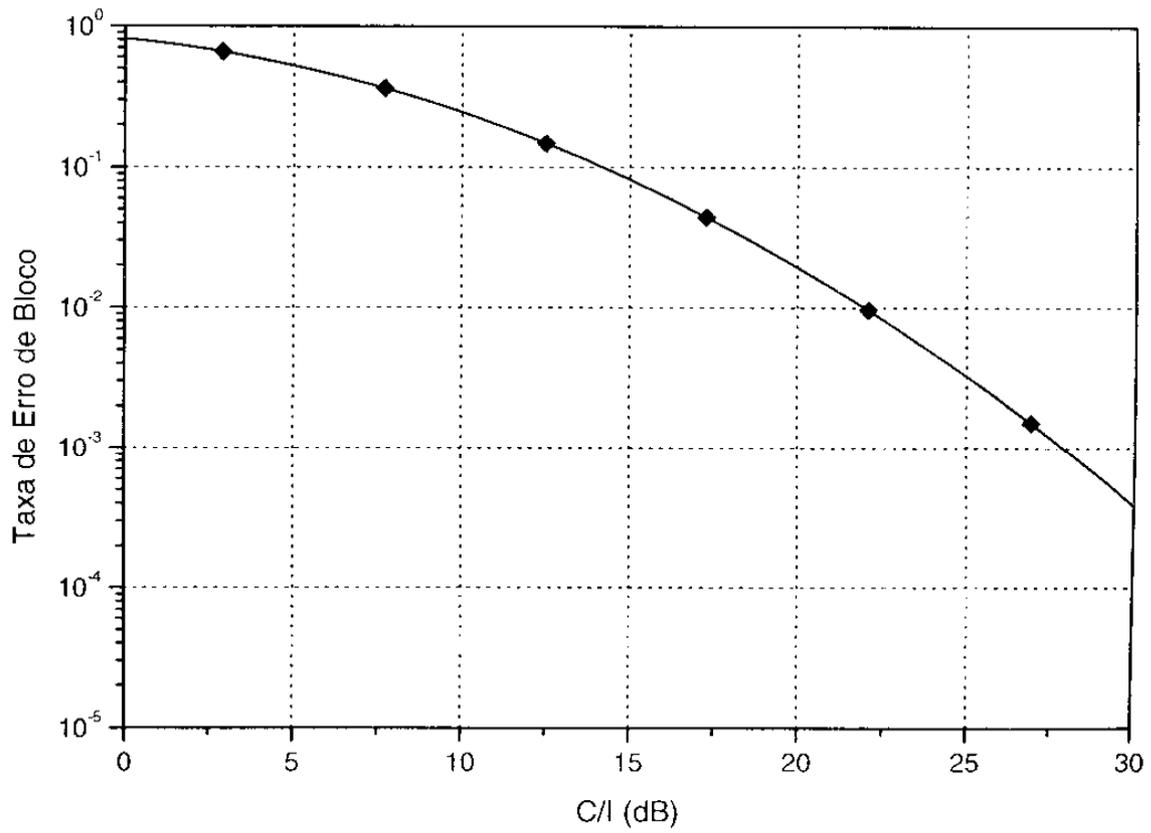


Figura 4.7. Aproximação polinomial para CS3

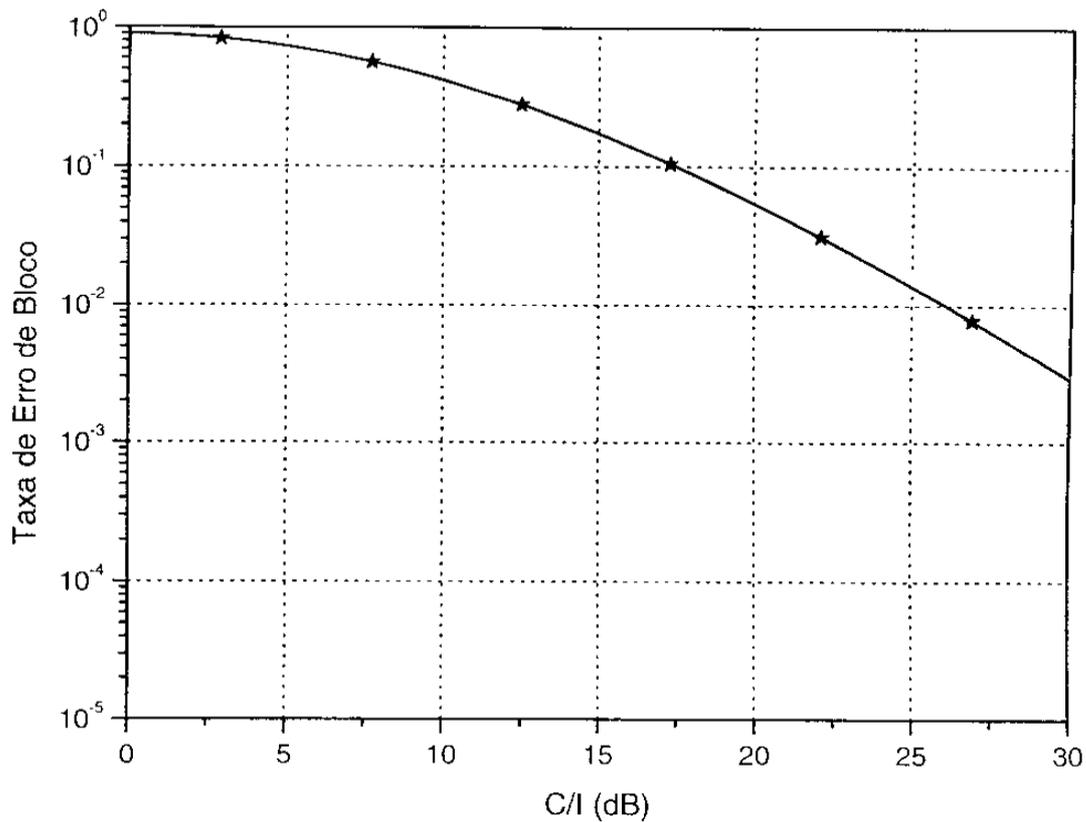


Figura 4.8. Aproximação polinomial para CS4

Para aproximação polinomial de esquema de código CS2, temos a seguinte equação:

$$\log_{10}(P_{Bloco}) = -0,14695 - 0,01674 \cdot \left(\frac{C}{I}\right) - 0,00369 \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^2 + 1,47081 \cdot 10^{-5} \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^3 \quad (4.8)$$

Para aproximação polinomial de esquema de código CS3, temos a seguinte equação:

$$\log_{10}(P_{Bloco}) = -0,09342 - 0,02314 \cdot \left(\frac{C}{I}\right) - 0,00277 \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^2 - 5,93412 \cdot 10^{-6} \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^3 \quad (4.9)$$

Para aproximação polinomial de esquema de código CS4, temos a seguinte equação:

$$\log_{10}(P_{Bloco}) = -0,05116 + 2,35223 \cdot 10^{-4} \cdot \left(\frac{C}{I}\right) - 0,00359 \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^2 + 2,70991 \cdot 10^{-5} \cdot \left(\frac{C}{I}\right)^3 \quad (4.10)$$

### 4.2.3. Como os diversos atrasos alteram a vazão

Para o GPRS, devemos primeiramente calcular o atraso (*delay*) como função do tamanho do pacote e da taxa de erro de bloco. A partir daí, baseados na relação C/I e Taxa de erro de bloco (BLER) podemos ter a vazão de cada esquema de codificação como sendo uma função de C/I por tamanho de pacote e ter finalmente uma relação de vazão e atraso. Nesta sessão utilizaremos basicamente a referência [CHE04] para nosso estudo e adaptação.

Por definição, vazão é a quantidade de dados transferidos em um determinado intervalo de tempo, ou seja :

$$E[\text{vazão}] = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{N_t \times \text{tamanho\_pacote}}{t} \quad (4.11)$$

Onde  $N_t$  é o número de pacotes, *tamanho\_pacote* é o tamanho do pacote a ser transmitido e  $t$  o tempo. Ao notarmos que  $\frac{N_t}{t}$  é igual ao inverso do valor esperado para o tempo de serviço (service time) do pacote, temos então a equação final para a vazão de dados GPRS:

$$E[\text{vazão}] = \frac{\text{tamanho\_pacote}}{\bar{T}} \quad (4.12)$$

Onde  $\bar{T}$  é o atraso médio da transferência em pacotes sem a parte do acesso aleatório. Agora nos falta determinar o valor de  $\bar{T}$ . Para isto,  $\bar{T}$  foi dividido em vários componentes que precisaremos definir um a um. Primeiramente:

$$\bar{T} = T_{assoc} + T_{tx} + T_{ret} + T_{nack} + T_{ult\_ack} \quad (4.13)$$

Onde :

$T_{assoc}$  = Atraso de associação de um canal para transmissão e processamento.

$T_{tx}$  = Atraso de transmissão do primeiro bloco de dados (dependente do esquema de codificação e tamanho do pacote).

$T_{ret}$  = Atraso para retransmissão de dados que não foram transmitidos com sucesso.

$T_{nack}$  = Atraso de sinalização de erro (NACK).

$T_{ult\_ack}$  = Atraso do último ACK da transmissão.

Vamos agora definir cada um destes componentes. De início precisamos definir  $T_{assoc}$  e  $T_{ult\_ack}$ . Neste modelo, de acordo com o procedimento de conexão, o valor de  $T_{assoc}$  é igual a 2 blocos e  $T_{ult\_ack}$  igual a 4 blocos. Estes valores são médias baseadas em valores medidos. Depois calculamos  $T_{tx}$ , o período da transmissão do primeiro bloco. O resultado será a quantidade de blocos necessários para toda transmissão.

$$T_{tx} = \left\lceil \frac{\text{tamanho\_pacote}}{\text{tamanho\_bloco}} \right\rceil \quad (4.14)$$

onde o tamanho do bloco será 22 Bytes na Codificação CS1, 32 Bytes para CS2, 38 Bytes para CS3 e 52 Bytes para CS4.  $T_{tx}$  deve sempre ser um número inteiro e positivo.

Para a correção de erros, temos 2 componentes, o  $T_{nack}$  e o  $T_{ret}$ . Quando o emissor da transmissão recebe um NACK (negative ACK) ou não recebe resposta para seu mais recente bloco transmitido, ele retransmite o bloco.  $T_{nack}$  é o tempo que um NACK demora para chegar e  $T_{ret}$  é o tempo da retransmissão do bloco em si.  $T_{ret}$  pode ser calculado como :

$$T_{ret} = \frac{bler(cs,ci) \times T_{tx}}{(1 - (bler(cs,ci)))} \quad (4.15)$$

Onde  $bler(cs,ci)$  são calculados nas equações (4.7), (4.8), (4.9) e (4.10) dependendo do esquema de código (CS) utilizado.  $T_{nack}$  também é composto :

$$T_{nack} = T_{um\_nack} \times EM \quad (4.16)$$

Onde  $T_{um\_nack}$  é o tempo de transmissão de um NACK e  $EM$  é o número de NACKS transmitidos. Quando ocorre um NACK, o frame seguinte é transmitido em código CS1 e é enviado com sucesso dentro da probabilidade de  $(1 - bler(cs1, ci))$ . Se o NACK não for recebido pela estação móvel, esta reenviará os blocos sem confirmação mais recentes, na esperança de que um ACK ou um NACK seja reenviado. Assumimos aqui que se o bloco fica em erro novamente, todo o processo é repetido. O atraso do *Round Trip* é de 4 blocos e não há limite no número de retransmissões para um NACK. Portanto  $T_{um\_nack}$  é definido como :

$$T_{um\_nack} = T_{nack-inic} + \frac{4 \cdot bler(cs1, ci)}{(1 - bler(cs1, ci)) \cdot (1 - bler(cs, ci))} \quad (4.17)$$

E por analogia,  $T_{ult\_ack}$  pode ser determinado levando em conta os erros de transmissão

$$T_{ult\_ack} = \frac{4}{(1 - bler(cs1, ci))^2} \quad (4.18)$$

Finalmente, teríamos o número de retransmissões esperadas, representadas por  $EM$ , como sendo:

$$EM = \sum_{m=1}^{\infty} m \cdot P_M \quad (4.19)$$

$$P_M(0) = (1 - bler)^n \quad (4.20)$$

$$P_{M(n)}(1) = \sum_{i=1}^n \binom{n}{i} \cdot bler^i \cdot (1 - bler)^{n-i} \cdot P_{M(i)}(0) \quad (4.21)$$

$$P_M(m) = \sum_{i=1}^n \binom{n}{i} \cdot bler^i \cdot (1 - bler)^{n-i} \cdot P_{M(i)}(m-1) \quad \forall m > 1 \quad (4.22)$$

Os resultados destes atrasos são demonstrados nas Figuras 4.9 e 4.10.

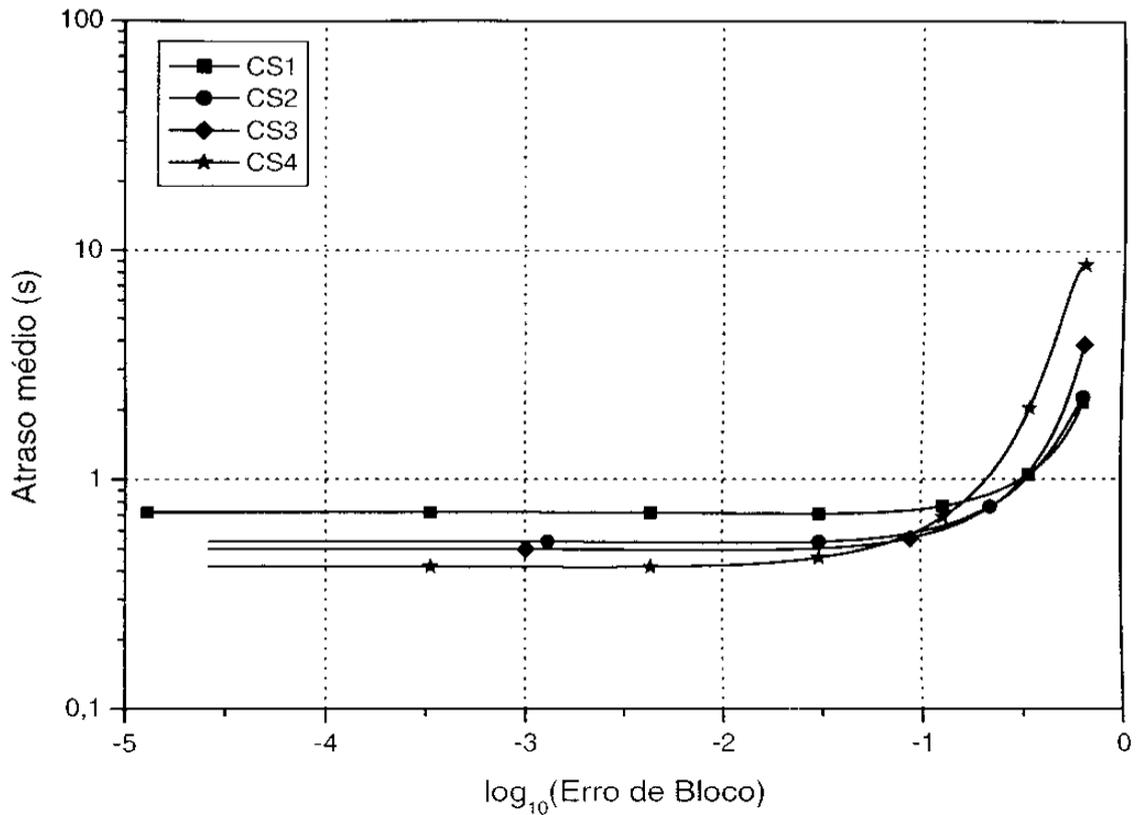


Figura 4.9. Atraso médio para pacotes de 576 Bytes

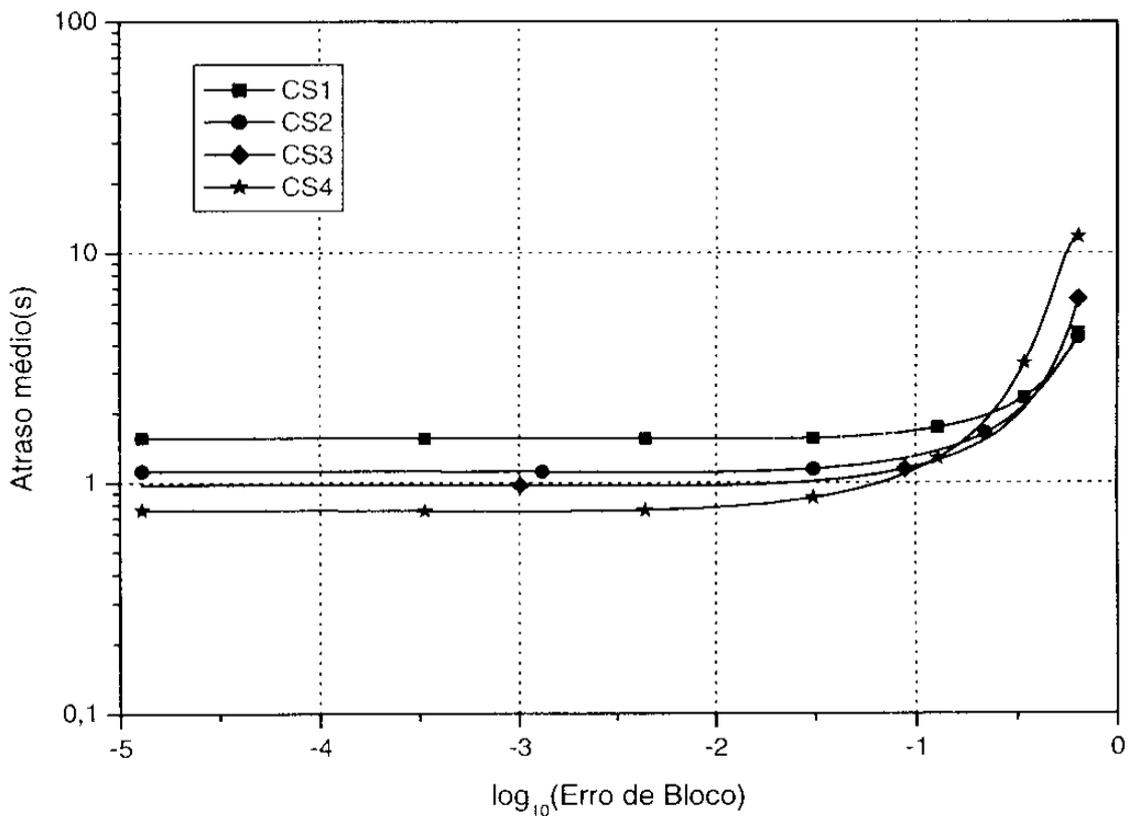
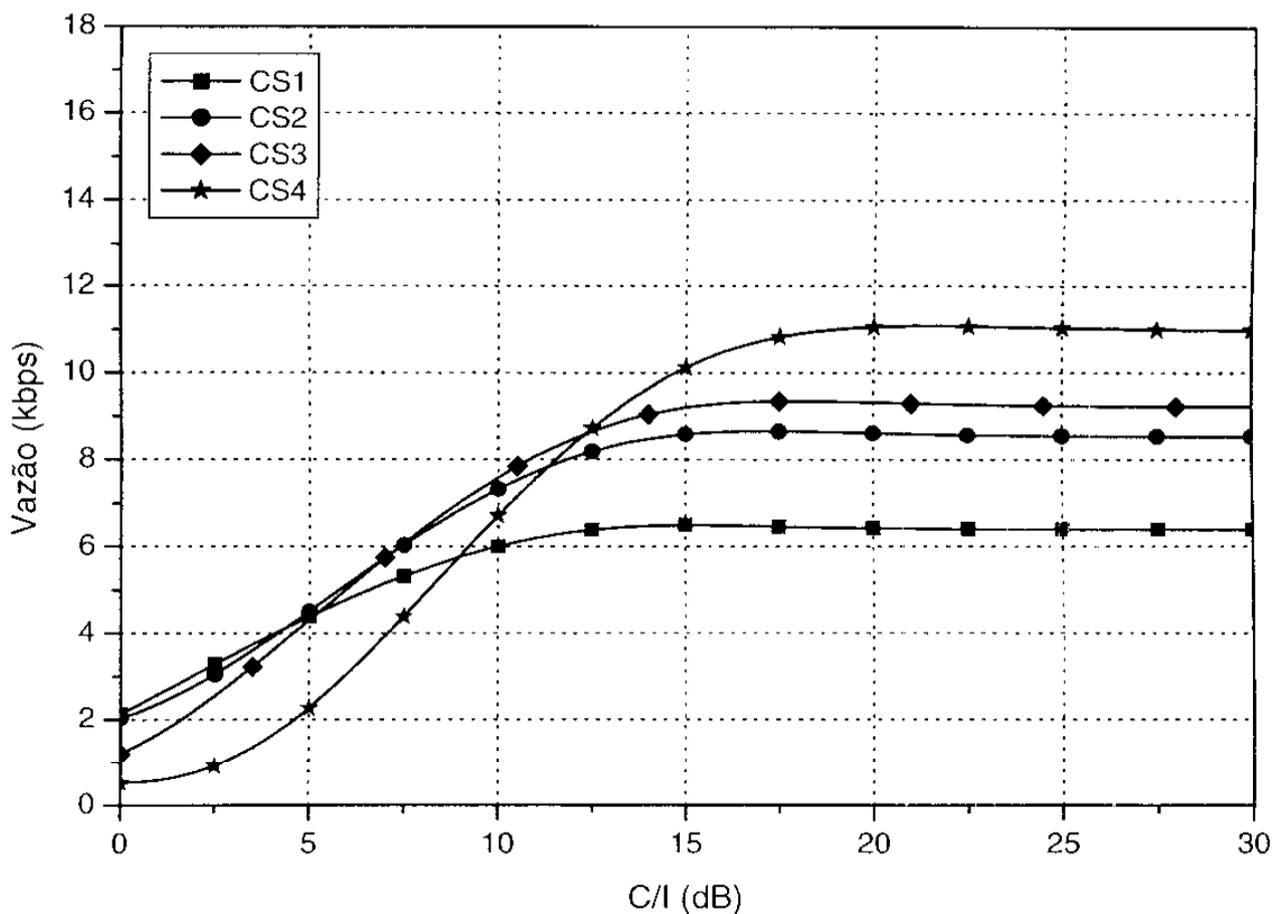


Figura 4.10. Atraso médio para pacotes de 1500 Bytes

Nas Figuras 4.9 e 4.10 fizemos gráficos para atrasos com pacotes de 576 e 1500 Bytes.

Estes valores foram escolhidos por serem valores típicos dos pacotes TCP. Como esperávamos, os gráficos mostram que quanto maior o erro de bloco, maior o atraso. É importante salientar que para um mesmo valor de  $\log_{10}(Erro de Bloco)$ , pacotes com esquemas de código de maiores taxas (ex. CS4) possuem atrasos menores. Isto acontece porque quanto menos codificação para correção de erros, menos blocos RLC são ocupados.

Mostraremos agora, para o mesmo tamanho de pacote, como as diferenças para um mesmo valor do canal C/I difere para os quatro esquemas de codificação. Note que taxas maiores de codificação não implicam em menos atrasos.



*Figura 4.11. Vazão de dados para pacotes de 576 Bytes*

Na figura 4.11 temos pacotes de 576 Bytes. O maior valor para throughput alcançado é aproximadamente 11 kbps, levando-se em conta o esquema de codificação CS4. Na Figura 4.12 aumentamos o tamanho do pacote de 576 para 1500 Bytes e podemos notar que a diferença no throughput foi bastante grande.

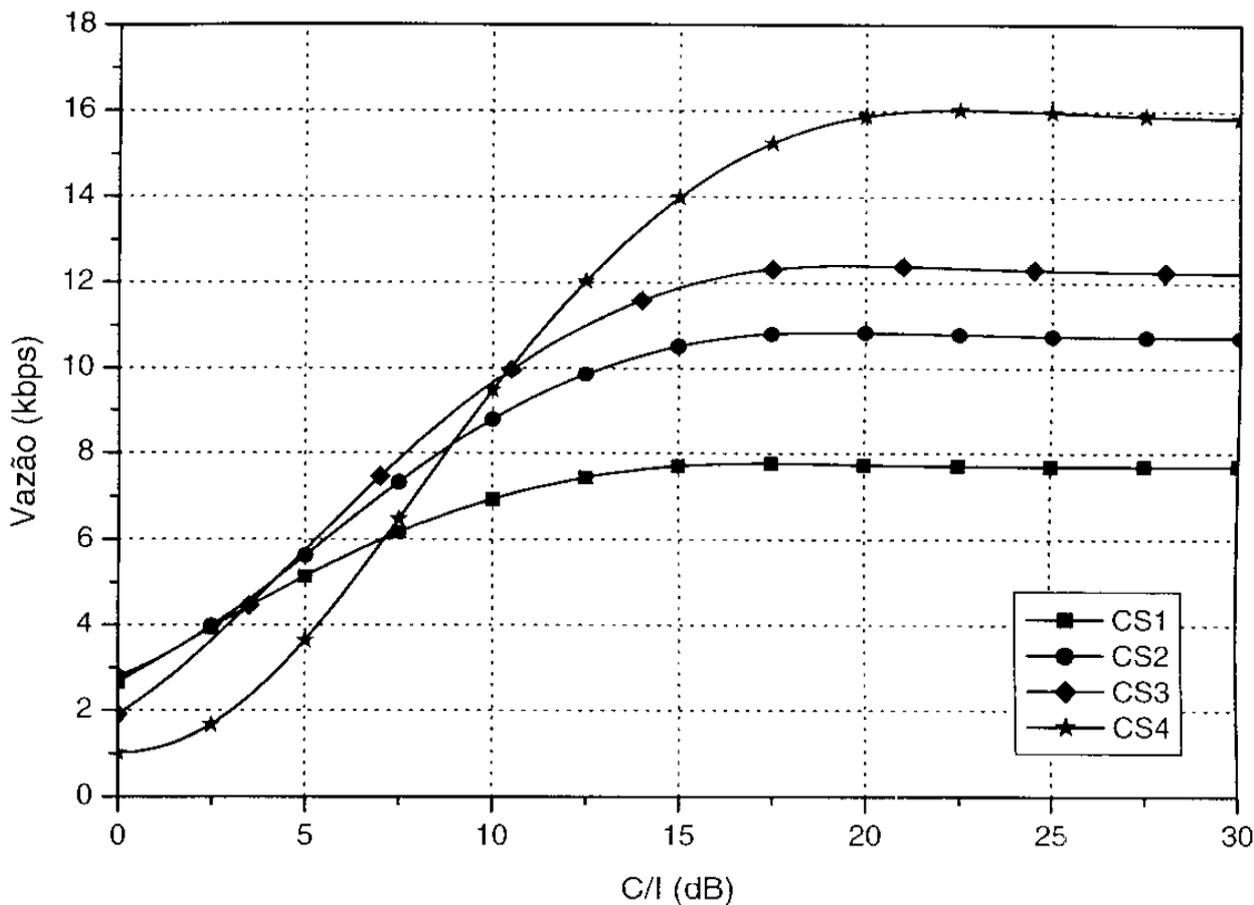


Figura 4.12. Vazão de dados para pacotes de 1500 Bytes

Ao compararmos as Figuras 4.11 e 4.12 notamos que para um mesmo valor de C/I, pacotes de 576 Bytes não alcançam valores de throughput em kbps tão altos quanto os pacotes de 1500, nem tão pouco, a diferença entre os esquemas de codificação em pacotes de 576 Bytes teria tanto impacto nas transmissões.

Fica evidente que o tamanho do pacote é o ponto principal quando falamos em vazão. Ainda comparando as Figuras 4.10 e 4.12, podemos dizer que para blocos pequenos há uma variação pequena, e caso escolhamos o esquema de código “errado” para uma transmissão, isto não irá impactar muito. Enquanto que para tamanhos maiores de pacotes, a escolha de um esquema de código correta é crítica. É demonstrado que o esquema de codificação CS1 possui melhor vazão quando o canal C/I possui valor baixo (menor que 5dB), CS2 e CS3 tem a vazão melhorada em canais C/I intermediários (entre 5 e 10 dB) e CS4 é a melhor escolha para altos valores de C/I (acima de 10 dB).

### 4.3. Associação dos protocolos TCP e GPRS

A associação destes dois protocolos se dá ao unirmos o atraso da rede cabeada (baseada no protocolo TCP/IP) com o atraso do enlace de rede sem fio (baseado em GPRS). Até este ponto, o levantamento realizado mostra estes dois valores de maneira independente.

Para as redes cabeadas, existem valores de atraso já estipulados, medidos e analiticamente modelados. Para atraso no enlace de uplink do GPRS também existem valores já medidos e analiticamente modelados. Nossa contribuição é adicionar o atraso existente nas redes sem fio aos atrasos já existentes nas redes cabeadas. Nosso propósito é demonstrar que esta adição às modelagens fará com que a equação proposta seja mais completa, podendo ser utilizada para previsões do comportamento da vazão de dados TCP sobre o protocolo GPRS.

Ao mostrarmos o modelo proposto em [PAD98], verificamos que a vazão de dados TCP está ligada aos parâmetros principais de sua rede. A Equação 4.6 é a caracterização aproximada da vazão TCP e notamos que os parâmetros mais importantes são :

$p$  = probabilidade de erro na rede cabeada

$b$  = quantidade de pacotes confirmados por um ACKs – valor típico : 2

$T_o$  = tempo que o emissor aguarda antes de retransmitir pacotes não confirmados

$RTT$  = Tempo decorrido da saída de um pacote até seu reconhecimento.

Voltando ao nosso objetivo, queremos adicionar mais atrasos à Equação 4.6. Quando falamos em atraso, pensamos em demora, ou seja, correlacionamos com o tempo. Analisando-se os parâmetros apresentados acima, os únicos que possuem relação com o tempo são  $T_o$  e  $RTT$ . O valor de  $T_o$  depende da implementação do TCP, logo, nos resta o valor de  $RTT$  a ser discutido. O  $RTT$  é um tipo de atraso que varia bastante, pois os pacotes precisam sair de uma origem, ir até seu destino e uma confirmação precisa voltar a origem. Ao tempo decorrido em todo este processo dá-se o nome de  $RTT$ . Também mostramos o modelo proposto por [CHEN04] que demonstra como podem ser calculados os atrasos para o protocolo GPRS. A Equação 4.13 é uma soma de atrasos que resulta no atraso médio do GPRS.

Nos interessa agora fazer a associação destes dois modelos propostos. O modelo proposto em [CHE04] foca somente no *uplink* do GPRS, enquanto o modelo proposto em [PAD98], tem relação com o *uplink* e o *dowlink*. Para trabalharmos no mesmo nível de atraso, multiplicamos o atraso proposto em [CHE04] por dois, ou seja, consideraremos em nossa equação o valor de  $2 \cdot \bar{T}$ .

Se unirmos os atrasos representados por  $RTT$  do protocolo TCP com o valor do atraso do GPRS representado por  $2 \cdot \bar{T}$ , teremos uma nova equação que possuirá um novo termo  $RTT_1$  que nada mais é do que a soma  $RTT$  e  $2 \cdot \bar{T}$

$$RTT_1 = RTT + 2 \cdot \bar{T} \quad (4.23)$$

$$B(p) \approx \min \left( \frac{W_{\max}}{RTT_1}, \frac{1}{RTT_1 \cdot \sqrt{\frac{2 \cdot b \cdot p}{3}} + T_o \cdot \min \left( 1,3 \sqrt{\frac{3 \cdot b \cdot p}{8}} \right) \cdot p(1 + 32p^2)} \right) \quad (4.24)$$

onde a Equação 4.24 passa a ser considerada a nova equação para o cálculo de vazão da associação do TCP e GPRS.

# Capítulo 5

## Resultados

Nesta seção mostramos em forma de gráficos vários resultados obtidos com nova equação para o cálculo de vazão da associação do TCP e GPRS.

Nas Figuras 4.13 a 4.15 variamos valores para a probabilidade de erro de bloco,  $p$ , nos valores 0.01, 0.025 e 0.05 levando em conta os quatro esquemas de codificação existentes para o GPRS. Note que quanto maior o valor de  $p$ , menor é o valor alcançado na vazão de dados.

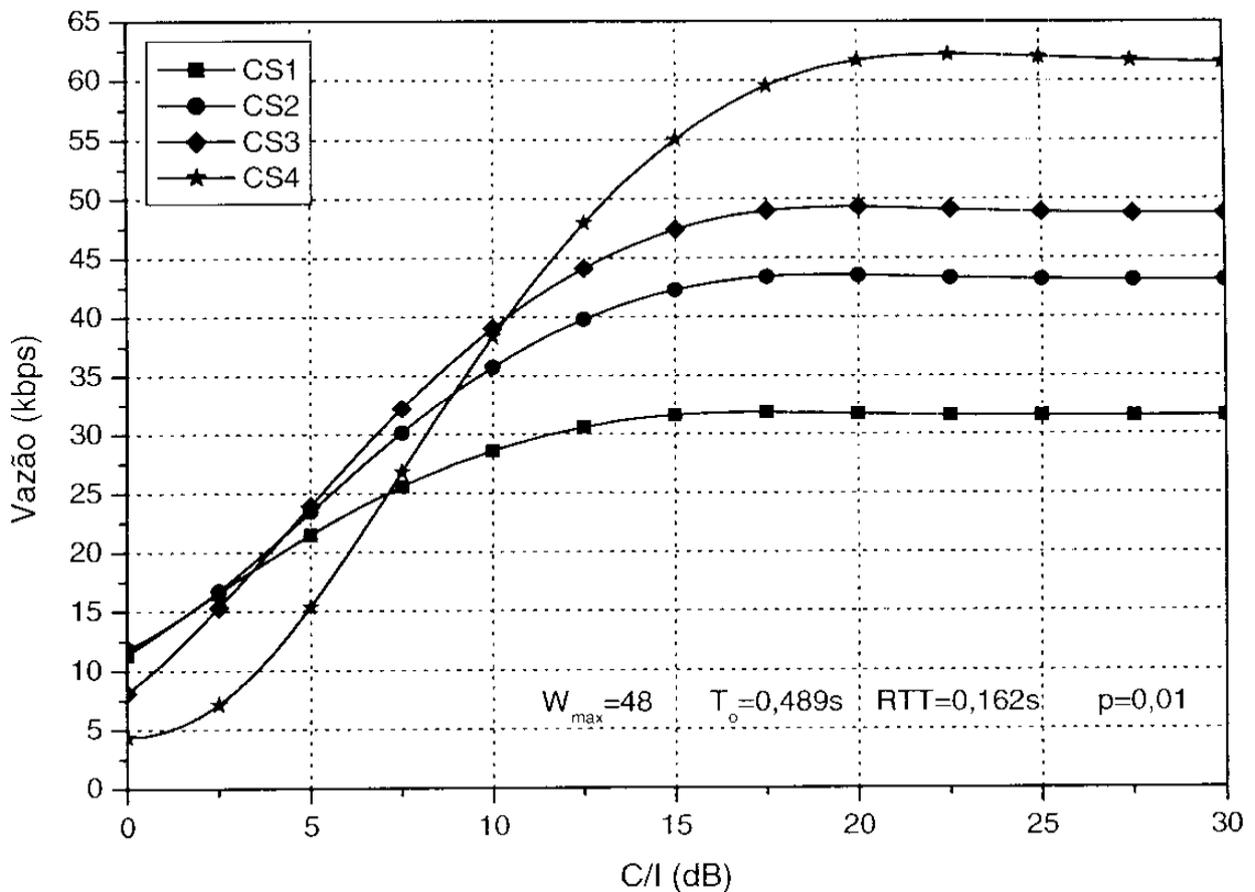


Figura 4.13. Vazão de dados tendo  $p=0,01$  para os 4 esquemas de codificação

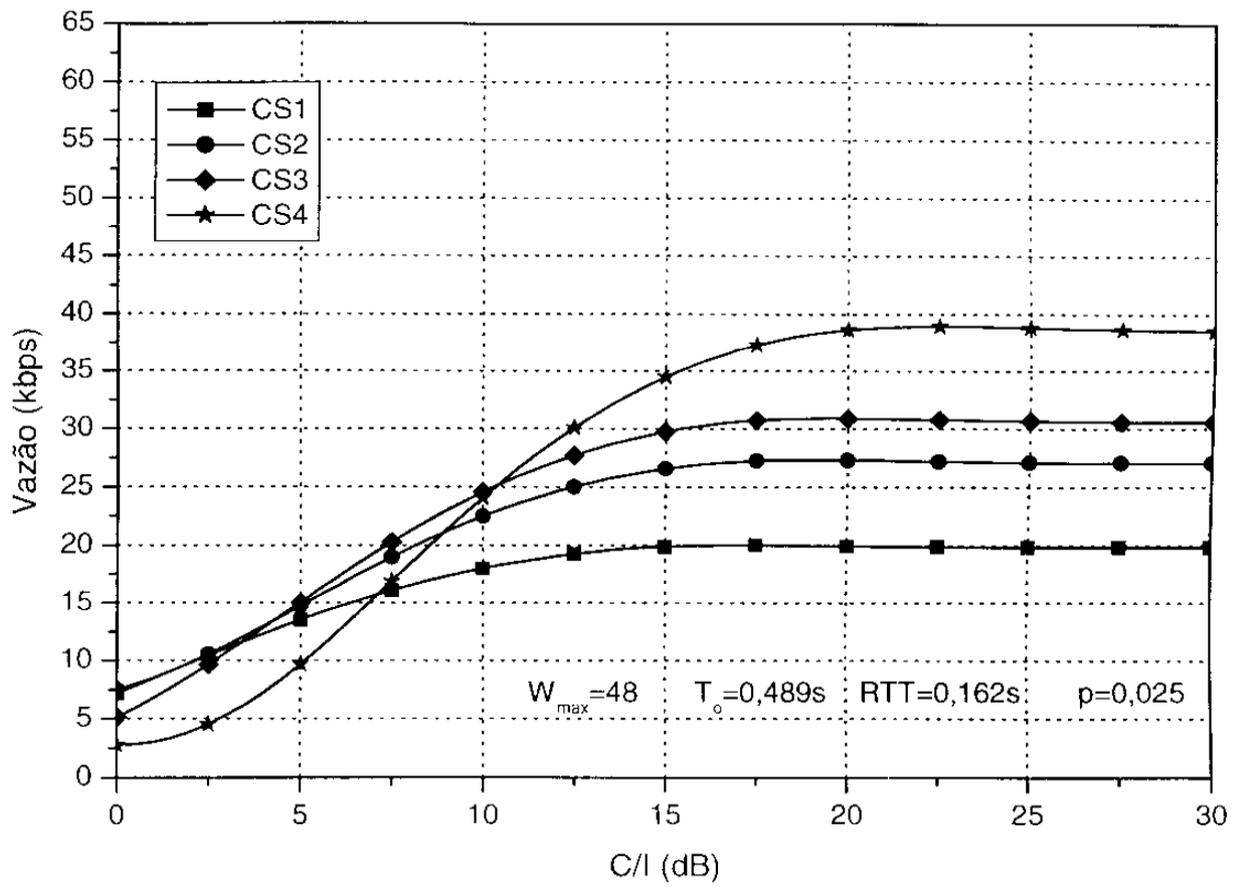


Figura 4.14. Vazão de dados tendo  $p=0,025$  para os 4 esquemas de codificação

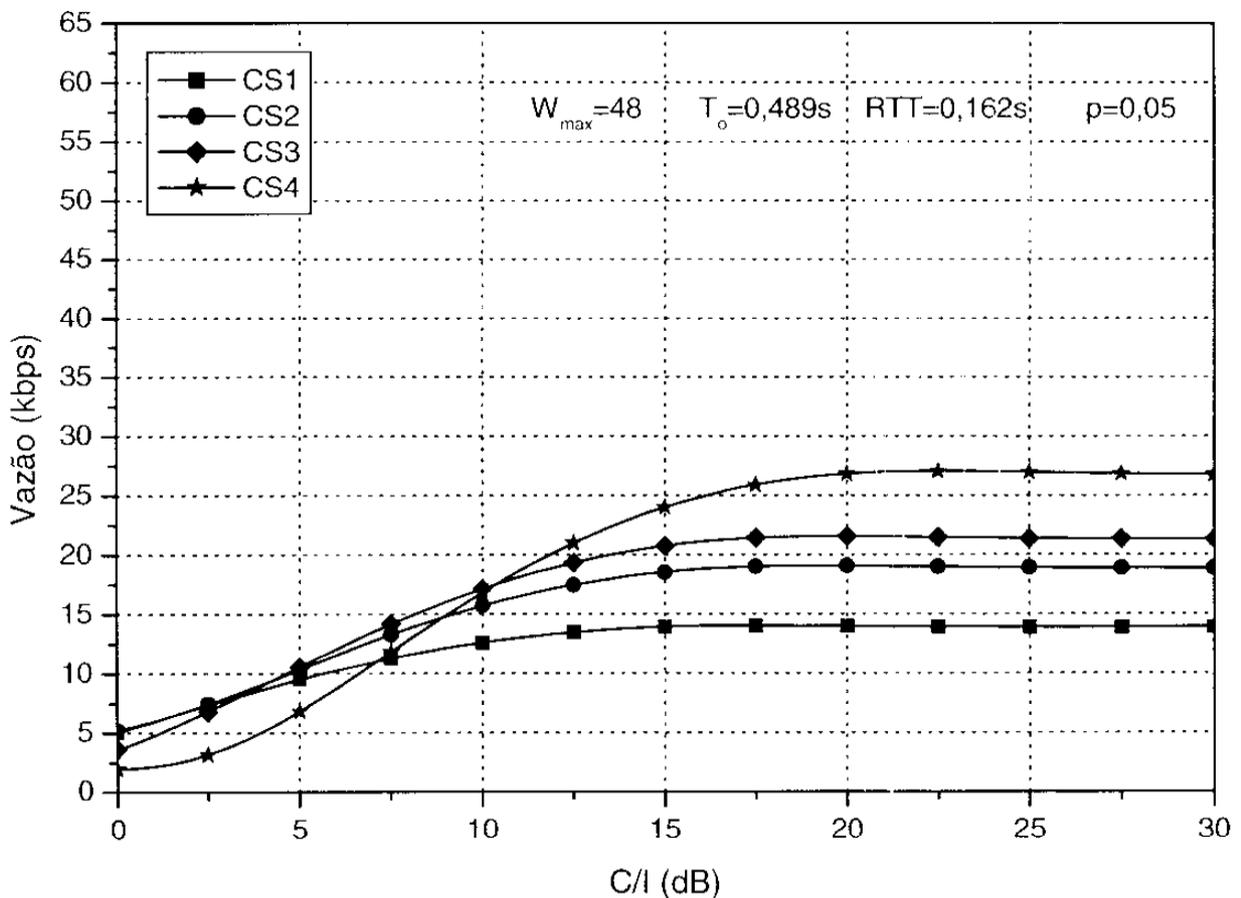


Figura 4.15. Vazão de dados tendo  $p=0,05$  para os 4 esquemas de codificação

Na Figura 4.15 além do baixo valor de vazão, verificamos que o ganho que poderíamos ter escolhendo esquemas de código diferentes não seria tão evidente quanto na Figura 4.13, onde  $p$  possui um valor baixo e a escolha de esquemas de código diferentes (CS4, por exemplo) pode melhorar muito a vazão de dados.

Lembramos que CS1 é o Esquema de codificação que possui maior quantidade de bits para correção de erro, e por isto, não alcança vazão tão alta quanto CS4 quando há uma boa condição do canal, pois CS4 não possui nenhum esquema para correção de erros. Em compensação, quando o canal está muito ruim ( $C/I < 5\text{dB}$ ) a correção de erros é evidentemente necessária, fazendo com que CS1 seja o esquema mais apropriado.

Como mencionado no Capítulo 1, não podemos finalizar este estudo sem estar em concordância com dados medidos em ambientes onde já existe vazão de dados TCP sobre redes GPRS. De [CHA02] extraímos dados e montamos a Tabela 4.2 que nos mostra dados próximos dos medidos de uma transferência de um arquivo de 600KB sob diferentes condições de rádio.

Condição de rádio	Valor C/I (dB)	Vazão medida (Bytes/s)	Vazão comparativa (kbps)
Ruim	<6-8	1500	12
Moderada	13-18	2500	20
Boa	>25	3800	~ 30

Tabela 4.2. Valores medidos TCP sobre GPRS

Ao compararmos os valores da Tabela 4.2 com as Figuras 4.14 a 4.16 vemos que as medidas da vazão proposta estão em concordância com elas. Para melhor visualização, na Figura 4.16 identificamos os intervalos para as condições de rádio boas, ruins e moderadas. Cada um destes intervalos foram marcados de acordo com os dados extraídos da Tabela 4.2 e visam demonstrar como as condições do enlace de rádio podem ser díspares. Indo de cerca de 5 dB até cerca de 25 dB.

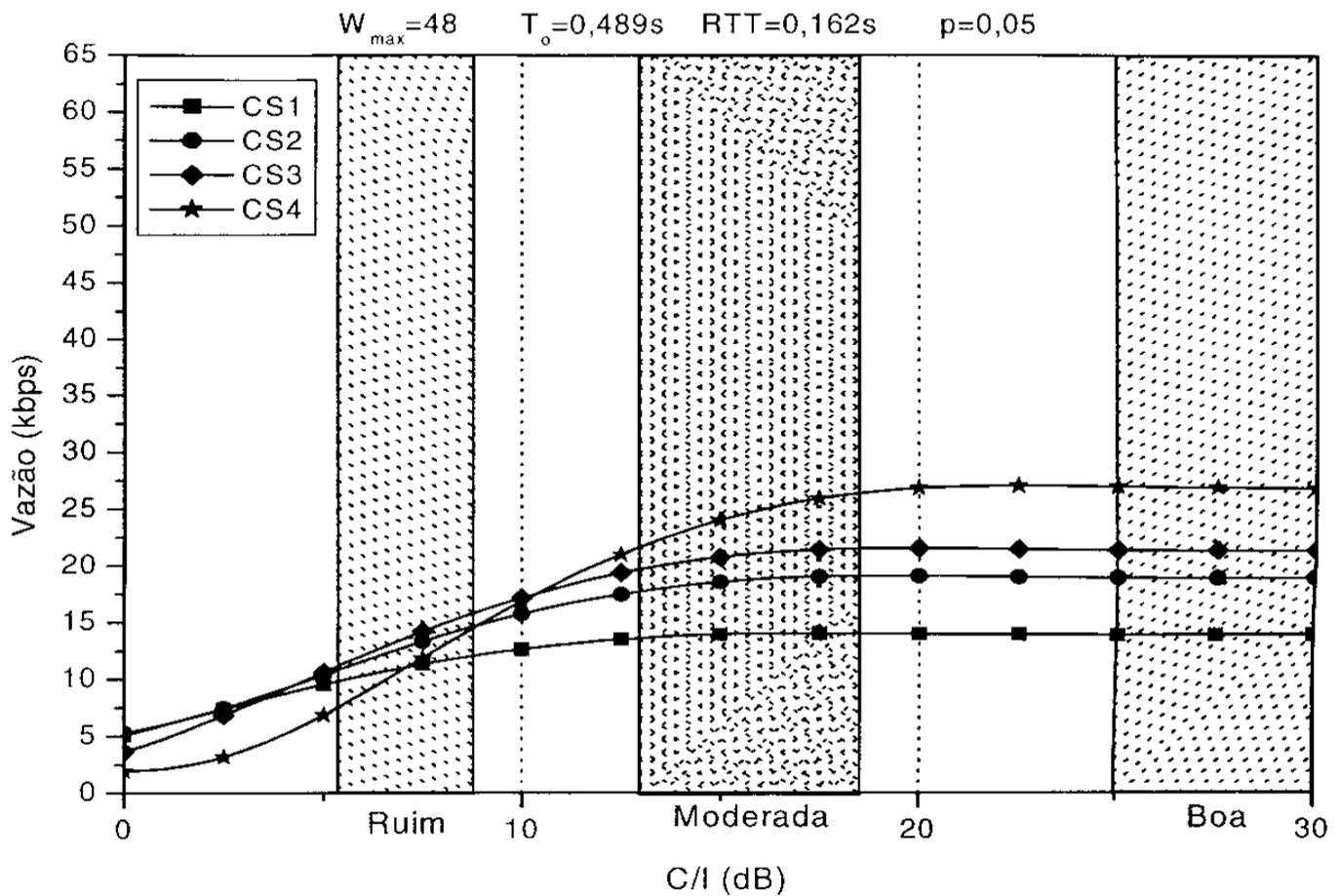


Figura 4.16. Vazão de dados  $p=0,05$  com delimitação de qualidade do canal

Para condições ruins de rádio, há um entrelaçamento das curvas e todas ficam próximas ao valor de 12 kbps. Para condições moderadas de rádio, tanto CS2 como CS3 se aproximam dos 20 kbps medidos em [CHA04], mas quando chegamos a condições boas de rádio, a curva não acompanha a melhora e não alcança os 30 kbps medidos. Isto ocorre por uma série de motivos. O primeiro motivo é não sabermos os valores de  $p$  das redes medidas, um valor de  $p$  poderia ajustar a curva, mas ele também é variável durante a transmissão. Outro ponto a ser levado em consideração é a mobilidade. Dependendo do perfil dos usuários da rede, a quantidade de pacotes perdidos pode aumentar. Em terceiro lugar, a quantidade de usuários transmitindo dados na rede também deve ser considerada. Quanto maior a quantidade de usuários, maior o congestionamento. Nas seções que se seguem analisaremos estes pontos.

## 5.1. Mobilidade

A mobilidade dos usuários conectados a rede GSM / GPRS também interfere no atraso de suas transmissões. Em uma transferência de dados GPRS, consideramos que o usuário se

movimente menos do que quando realiza chamadas típicas de voz GSM, mas mesmo assim, o usuário pode estar parado, andando (a aproximadamente 3 km/h) ou em um automóvel (a aproximadamente 50 km/h). A alteração no atraso, nestes casos, se dá devido à quantidade de seleções de célula – *handover*. Durante um *handover*, pacotes são perdidos ou, no caso do GPRS, colocados em uma fila e enviados assim que haja um canal disponível.

À medida que um usuário se movimenta, a célula que o atende durante uma chamada é alterada. A quantidade de *handovers* está relacionada a rota que ele segue, a velocidade em que ele se movimenta e ao reuso das frequências.

Nas modelagens feitas em [CHA04] [IRN01] foram utilizadas medições feitas para um canal tipicamente urbano (TU3) com *fading* de 3Km/h. Outras medidas como tipicamente urbano com *fading* de 5 Km/h (TU5) também são usualmente utilizadas. Após termos os valores destes canais, podemos utilizar um padrão de reuso para analisar melhor os atrasos. Um padrão comum é 4/12, o que significa que 12 frequências são utilizadas sobre um cluster de quatro células com três setores cada. Este padrão se repete para toda a área de cobertura [SCH99].

Na Tabela 4.3 mostramos algumas diferenças da vazão nos resultados simulados de [BUD03]. Usuários internos sempre possuem vazão menor por motivos óbvios de material das paredes, janelas, prédios e outras barreiras. Depois, estando fora de construções, temos as vazões para quando os usuários estão se locomovendo. Note que os valores para quando a pessoa está em movimento em um automóvel, há uma queda de 10 a 20% na vazão de dados, se comparado com valores da pessoa a pé.

Ambiente	Movimentação	Raio da Célula (km)	Vazão média por usuário (kbps)
Urbano	Interno	1,6	7,1
	Andando (3km/h)	1,6	16,9
	Carro (50km/h)	1,6	13,2
Suburbano	Interno	0,8	14,8
	Andando (3km/h)	0,8	18
	Carro (50km/h)	0,8	16,7
Rural	Andando	3,6	18
	Carro (100km/h)	2,4	15,6

Tabela 4.3. Média da vazão de dados ref. Mobilidade.

## 5.2. Impacto do número de usuários

Outro grande motivo no atraso das transmissões é a grande quantidade de usuários que competem pelo mesmo canal de transmissão de dados. Em [REN02] vemos uma comparação do comportamento do RTT para o canal com apenas um usuário e para um canal congestionado. Com apenas um usuário, o RTT varia entre 1,5 a 3 segundos, com picos isolados de até 10 segundos. Com vários usuários, o valor tem uma média aproximada de 15 segundos, com picos de até 70 segundos. Isto mostra como uma transmissão é afetada pela quantidade de usuários no canal.

Para uma melhora neste parâmetro, podemos aumentar a quantidade de PDCH por célula, isto fará com que o tempo de associação de um canal para transmissão seja menor ou até instantâneo, sem a necessidade de esperar liberação. Além de disponibilizar uma maior quantidade de PDCH, deve-se reassociar os *slots* livres para diminuir ainda mais o atraso na transmissão dos pacotes.

Em [FLA00] podemos ver um gráfico que demonstra este aumento na quantidade de PDCHs. Quando temos apenas um PDCH disponível, o tempo médio de atraso por pacote chega a 300 ms. Fazendo-se a reutilização dos *slots* livres e aumentando a quantidade de PDCH para 8, o tempo médio de atraso por pacote cai para 50 ms (para o mesmo valor de capacidade de espectro).

## 5.3. Conclusão e trabalhos futuros

A análise dos possíveis atrasos em qualquer tipo de rede é de fundamental importância para se fazer o dimensionamento e provisionamento da mesma. Para que pudéssemos considerar o atraso nas transmissões TCP sobre GPRS, primeiramente analisamos todos os parâmetros relevantes à rede cabeada para depois associá-los aos atrasos do enlace de rádio.

A rede cabeada é menos sensível aos atrasos. Primeiramente porque ela é fixa, os pontos de rede também são fixos, as distâncias para a transferência de dados não se alteram e, geralmente, a quantidade de usuários é pré-dimensionada. Isto faz com que estas redes tenham valores máximos pré-determinados para alguns parâmetros, entre eles, o atraso.

Em contrapartida, no enlace de rádio, há muitos fatores a serem considerados. A posição, velocidade e direção em que este usuário está se movimentando é alterada

constantemente e qual célula irá atendê-lo é uma das preocupações iniciais. Outro fator é a quantidade de pacotes perdidos. Mesmo que for disponibilizada uma grande banda para transmissão e com isto tivermos uma boa vazão de dados, se grande parte desta transmissão for formada por pacotes que serão perdidos (e conseqüentemente, retransmitidos), a vazão percebida pelo usuário será muito inferior à real. A concorrência em um enlace de rádio também precisa ser muito bem dimensionada. Caso existam muitos usuários concorrendo pela mesma banda, os atrasos podem crescer exponencialmente, fazendo com que toda a transferência seja prejudicada.

Outro ponto importante, seria a possibilidade de escolha entre os quatro esquemas de codificação. Se, antes da transmissão, a rede pudesse medir as condições da parte e detectar se estão boas, ruins ou moderadas, poderíamos ter um mecanismo que escolhesse entre CS1, CS2, CS3 ou CS4 dependendo do resultado desta medição, fazendo assim com que a transmissão de dados chegue ao seu destino com mais rapidez.

Associar os atrasos da rede cabeada e enlace de rádio foi a metodologia proposta neste trabalho. Isto fez com que os modelos analíticos propostos em [CHA04] e [PAD98] fossem melhorados e conseqüentemente que a vazão de dados não fosse superestimada.

Com a abordagem proposta, alcançamos com sucesso valores muito próximos aos medidos para condições de rádio ruim e moderada. Para boas condições de rádio, a metodologia proposta subestima um pouco a vazão. Dados medidos indicam que para valores de  $C/I$  acima de 25dB a vazão poderia ser maior que a modelada. Isto ocorre devido a não termos informações suficientes referentes aos valores dos parâmetros de perda de pacotes, localização, deslocamento e condições geográficas consideradas nas medições.

Para trabalhos futuros, o desafio é adequar a curva da metodologia proposta de modo a se aproximar dos valores medidos para boas condições de rádio.

## Referências Bibliográficas

- [KUR01] KUROSE, JAMES; ROSS, KEITH. *Computer Networking : A top-Down Approach Featuring the Internet*. Boston. Editora Addison Wesley Longman. 2001. p. 207-226.
- [SOA95] SOARES, LUIZ F.; SOUZA, GUIDO; COLCHER, SÉRGIO. *Redes de computadores: das LANs, MANs e WANs às redes ATM*. 2ª. Edição. Rio de Janeiro. Editora Campus, 1995. p.140-296
- [TAN97] TANENBAUM, ANDREW. *Redes de Computadores*. 3ª Edição. Rio de Janeiro. Editora Campus. 1997. p 470- 618.
- [NTT04] NTT Docomo, Junho 2004.  
<http://www.nttdocomo.com/companyinfo/subscriber.html#02>
- [KOE02] KOERNER, BRENDAN. *There's No Place Like Home*. Slate. New American Foundation, 31 de Dezembro, 2002
- [TRA00] TRAVIS, RUSSELL. *Telecommunications Protocols*, Second Edition, Mc Graw-Hill, Vol.1, Outubro, 2000, p.315-344.
- [FAC99] FACCIN, S. *GPRS and IS-136 Integration for flexible Network and Services Evolution*. IEEE Personal Communications. Vol. 6, Junho 1999.
- [BET99] BETTSTETTER, CHRISTIAN; VÖGEL, HANS; EBERSPACHER, JORG. *GSM Phase 2+ General Packet Radio Service GPRS : Architecture, Protocols and Air Interface*. IEEE Communicatios Surveys. Munchen, Third quarter 1999, vol 2 , no. 3.
- [KAL00] KALDEN, ROGER; MEIRICK, INGO; MEYER, MICHAEL. *Wireless Internet Access Based on GPRS*. Ericsson Eurolab Deutschland, IEEE Personal Communications, Abril, 2000.

- [QIU00] QIU, LILI; ZHANG, YIN; KESHAV, SRINIVASAN. *On individual and Aggregate TCP Performance*. Cornell University, Nova York, 2000.
- [RAM00] RAMJEE,R.; LA PORTA. *IP-Based Access Network Infrastructure for Next Generation Wireless Data Network*. IEEE Personal Communications. p. 34 – 41, Agosto. 2000.
- [GUR02] GURTOV, ANDREI; PASSOJA, MATTI; AALTO, OLLI; RAITOLA, MIKA. *Multi-Layer Protocol Tracing in a GPRS Network*. Cellular Systems Development Sonera, Finland, IEEE Fall VTC 2002.
- [HOF98] HOFF, SIMON; MEYER, MICHAEL; SACHS, JOACHIM. *Analisis of the General Packet Radio Services (GPRS) of GSM as Access to the Internet*. Ericson Eurolab Deutschland. Alemanha, Outubro, 1998.
- [CHA02] CHAKRAVORTY, RAJIV; PRATT, IAN. *Performance Issues With General Packet Radio Service*. University of Cambridge Computer Laboratory, Cambridge, Inglaterra, 2002.
- [IRN02] IRNICH, TIM; STUCKMANN PETER. *Analytical Performance Evaluation of Internet Access over GPRS and its Comparison with Simulation Results*. Aachen University of Technology. Alemanha, 2002.
- [PAD98] PADHYE, JITEDRA; FIROIU, V; TOWSLEY; KUROSE, J. *Modeling TCP Throughput : A Simple Model and its Empirical Validation*. University of Massachussets, Department of Computer Science, 1998.
- [CHE04] CHEN, XIAOHUA; GOODMAN, DAVID. *Theoretical Analysis of GPRS Throughput and Delay*. IEEE International Conference on Communications. Junho, 2004.  
<http://eeweb.poly.edu/dgoodman/icc04gprs.pdf>.

- [SCH99] SCHEFCZIK, PETER. *Performance Simulation for the General Packet Radio Service, GPRS*. Lucent Technologies, Alemanha, 1999.
- [BUD03] BUDDENDICK, H.; WEBER, A.; TANGEMANN, M. *Comparison of data throughput performance in GPRS, EGPRS and UMTS*. World Wireless Congress 3G Wireless 2003. San Francisco. Maio, 2003.
- [REN02] RENDON, JUAN; CASADEVALL, FERRAN; CARRASCO, JORDI. *Wireless TCP Proposals with Proxy Servers in the GPRS Network*. Pompeu Fabra University & Polytechnic University of Catalonia, Espanha, 2002.
- [FLA00] FLAMENT, MAXIME; UNBERHAUN, MATTHIAS. *Frequency Reuse and Coding for GPRS Multi-Slot Operation*. Chalmers University of Technology and Royal Institute of Technology, Alemanha, 2000.