

INSTITUTO DE PESQUISAS TECNOLÓGICAS DO ESTADO DE SÃO PAULO

ANDERSON BARRETO AMÂNCIO

Comportamento das filas no interior de um buffer com aplicação em
multiplexadores síncronos e tráfego CBR.

São Paulo

2004

ANDERSON BARRETO AMÂNCIO

Comportamento das filas no interior de um buffer com aplicação em multiplexadores síncronos e tráfego CBR.

Dissertação apresentada ao Instituto de Pesquisas Tecnológicas do Estado de São Paulo – IPT, para obtenção do título de Mestre em Engenharia de Computação.

Área de Concentração: Redes de Computadores.

Orientador: Dr. Wagner Luiz Zucchi

São Paulo

2004

Ficha Catalográfica

Amâncio, Anderson Barreto

Comportamento das filas no interior de um buffer com aplicação em multiplexadores síncronos e tráfego CBR. / Anderson Barreto Amâncio. São Paulo, 2004.
101p.

Dissertação (Mestrado em Engenharia de Computação) – Instituto de Pesquisas Tecnológicas do Estado de São Paulo. Área de concentração: Redes de Computadores.

Orientador: Prof. Dr. Wagner Luiz Zucchi

1. Engenharia de Software. 2. Teoria das filas. 3. Filas nD/D/1. 4. *Buffer*. 5. Multiplexadores síncronos. 6. Tráfego CBR. 7. Tese. I. Instituto de Pesquisas Tecnológicas do Estado de São Paulo. Centro de Aperfeiçoamento Tecnológico. II. Título.

CDU 004.415.5(043)
A484c

Resumo

Este trabalho apresenta análise da probabilidade de perda de dados e do tempo de espera na fila de entrada de um multiplexador, com chegadas do tipo CBR, mediante pacotes de tamanho uniforme.

O tipo de fluxo de dados apresentados, cria uma fila na entrada de um multiplexador, que indica variação periódica do número de usuários presentes no sistema, podendo ser analisado por um modelo de filas do tipo $nD/D/1$.

Propõe-se aqui a implementação de um simulador, incluindo geração de tráfego CBR e o estudo dos *buffers*, dentro dos multiplexadores, para avaliar o tempo de espera de uma célula ou *slot* no interior da fila, bem como a probabilidade de perda. Tal simulador avalia, de forma simples, o comportamento dos *slots* ou células no interior das filas, substituindo as pesadas e complexas fórmulas matemáticas, que demoram horas para apresentar os resultados.

Uma aplicação importante, corresponde avaliar o comportamento destas filas no interior de um multiplexador, em especial, do tipo ADM, considerando a entrada com fontes em taxa de bit constante (CBR) e saída em uma rede síncrona (STM).

A validação do modelo será feita pela comparação com os resultados teóricos para este tipo de fila.

Palavras-chave: Teoria das filas; Filas $nD/D/1$; *Buffers*; Multiplexadores síncronos; Tráfego CBR.

Abstract

This work presents an analysis about probability of loss data and waiting time during the data input into Multiplex which input type is CBR, with packages of uniform size.

This kind of data flux creates a queue into the border that presents a periodic variation of the number of present users in the system that can be analyzed for a model of queue of the type $nD/D/1$.

This work proposes the implementation of a simulator that includes a generation with CBR traffic and the manipulation with buffers into the multiplex. This work analyzes a waiting time (cells and time slot) into the queue and the lost probability.

This simulator evaluates in a simple way the behavior of the slots and cells into the queue substituting the heavy and complexity mathematical formulas that delay hours for presentation of the results.

The purpose is to research the queue behavior inside of an ADM considering an input source with constant bit rate and the outputs in a STM network.

The accomplishment of this model will be done by comparison with the theoretical results for this queue type.

Key-words: Queuing theory; $nD/D/1$ queuing; Buffers; Synchronous Multiplex; CBR traffic.

Lista de Figuras

Figura 1 – Pilha de protocolos para diversas tecnologias	2
Figura 2 – Topologia utilizada para estudo	4
Figura 3 – Rede genérica	10
Figura 4 – Comparativo entre as principais categorias de serviços	12
Figura 5 – Esquema de estudo	15
Figura 6 – Fluxo de mensagens	20
Figura 7 – Chegadas e atendimento	22
Figura 8 – Sistema de fila e atendimento	23
Figura 9 – Esquema de utilização dos buffers	25
Figura 10 – superposição de <i>Times Slots</i> por diferenças de fase	26
Figura 11 – Superposição de fontes periódicas	27
Figura 12 – Esquema de chegadas de TS	29
Figura 13 – Chegadas de TS em um multiplexador	29
Figura 14 – Gráfico de CLP para $\rho = 0,95$	31
Figura 15 – Modo de transferência síncrono	33
Figura 16 – Modo de transferência assíncrono	34
Figura 17 – Multiplexação da hierarquia PDH	34
Figura 18 – Estrutura do quadro E1	36
Figura 19 – ADM (<i>Add and Drop Multiplex</i>)	37
Figura 20 – Formação da Unidade Tributária de E1	39
Figura 21 – Formação do Grupo de Unidades Tributárias de E1	40
Figura 22 – Caminho e sessão de regeneração	42
Figura 23 – Formação da TUG-3	44
Figura 24 – Quadros enviados a cada 125 μ s	44
Figura 25 – Estrutura de multiplexação	46
Figura 26 – Alinhamento de VC-11 no TU-12 (VC e TU-12)	47
Figura 27 – STM-N: Estrutura de informação de nível N para SDH	48
Figura 28 – Encaminhamento dos sinais em VC-12	50
Figura 29 – Multiplexador Terminal	51

Figura 30 – ADM	52
Figura 31 – Montagem e desmontagem no ADM para quadros VC-3	53
Figura 32 – Mapeamento de células ATM	54
Figura 33 – Composição do sinal STM-1	55
Figura 34 – Desacoplamento de taxa ATM	55
Figura 35 – Diagrama de Estados para <i>Cell Delineation</i>	56
Figura 36 – Mapeamento ATM em E1 e STM-1	57
Figura 37 – Tempo de permanência de um slot no <i>buffer</i>	59
Figura 38 – Tempo de permanência de um slot n no buffer	59
Figura 39 – Quantidade de buffers ocupados num instante t	59
Figura 40 – Permanência de um slot no <i>buffer</i> para chegada após atendimento	60
Figura 41 – fluxograma do simulador	61
Figura 42 – Multiplexador SDH	69
Figura 43 – gráfico de <i>waiting time</i>	74
Figura 44 – gráfico da simulação	75
Figura 45 – gráfico para $nTri/D/1$	77

Lista de Quadros

Quadro 1 – Categorias de serviços	12
Quadro 2 – Hierarquia SDH	38
Quadro 3 – estruturas de quadros ATM	53
Quadro 4 – Mapeamento ATM	53
Quadro 5 – Aplicações em tempo real	68
Quadro 6 – Resultado da simulação	70
Quadro 7 – Simulação com valores de ρ	71
Quadro 8 – Cálculo nD/D/1 para 63 fontes	72
Quadro 9 – Cálculo nD/D/1 para $x=0$	76
Quadro 10 – Cálculo nD/D/1 para $x=10$	76

Lista de abreviaturas, siglas

- AAL – Camada de adaptação ATM (*ATM Adaptation Layer*)
- ACR – Taxa de célula permitida (*Allowed Cell Rate*)
- ADM – Multiplexador insere e retira (*Add and Drop Multiplexer*)
- ATM – Modo de transferência assíncrono (*Asynchronous Transfer Mode*)
- AU – Unidade Administrativa (*Administrative Unit*)
- AUG – Grupo de Unidades Administrativas (*Administrative Unit Group*)
- BISDN – Redes Digitais de Serviços Integrados em Banda Larga – RDSI (*Broadband Integrated Service Digital Network*)
- BT – Tolerância à rajada (burst tolerance)
- C – *Container*
- CAC – Controle de Admissão da Conexão (*Connection Admission Control*)
- CBR – Taxa de Bit Constante (*Constant Bit Rate*)
- CDV – Variação de atraso de célula (*cell delay variation*)
- CDVT – Tolerância da variação de atraso de célula (*cell delay variation tolerance*.)
- CIR – Taxa de Informação Comprometida (*Committed Information Rate*)
- CLP – Probabilidade de Perda de Célula (*Cell Loss Probability*)
- CLR – Taxa de perda de célula (*cell loss ratio*)
- CTD – Atraso de transferência de célula (*cell transfer delay*)
- DPT - Transporte de pacotes dinâmico (*Dynamic Packet transport*)
- E1 – *European one* – hierarquia a 2 Mbps
- FCFS – Primeiro que entra é o primeiro a ser servido (*First Come First Server*)
- FIFO – Primeiro que entra é o primeiro que sai (*First in First out*)
- HDTV – TV de alta definição (*High Definition Television*)
- HEC – Controle de erro do cabeçalho (*header error control*)
- HO-POH – Alta ordem – cabeçalho de caminho (*High Order – Path Overhead*)
- ITU-T – *International Telecommunication Union – Telecommunication Standardization Sector*
- LAN – Rede de Área Local (*Local Area Network*)
- LO-POH – Baixa ordem – cabeçalho de caminho (*Low Order – Path Overhead*)
- MAN – Rede de Área Metropolitana (*Metropolitan Area Network*)

MAPOS – Múltiplos acessos sobre SONET (*Multiple Access Protocol over SONET*)

MCR – Taxa mínima de célula (*minimum cell rate*)

MSOH – Cabeçalho de sessão de multiplexação (*Multiplex Section Overhead*)

PABX – *Private Automatic Branch Exchange*

PAM – Modulação por Amplitude de Pulso (*Pulse Amplitude Modulation*)

PCM – Modulação por Codificação de Pulso (*Pulse Code Modulation*)

PCR – Taxa de pico de célula (*Peak Cell Rate*)

PDH – Hierarquia Digital Plesiócrona (*Plesyochronous Digital Hierarchy*)

PLCP – Protocolo de Convergência de Camada Física (*Physical Layer Convergence Protocol*)

POH – Cabeçalho de caminho (*Path Overhead*)

POS – Pacotes sobre a rede SONET (*Packet over SONET*)

PPP – Protocolo ponto a ponto (*Point to point protocol*)

QoS – Qualidade de Serviço (*Quality of Service*)

RR – *Round Robin*

RSOH – Cabeçalho de Seção de Regeneração (*Regeneration Section Overhead*)

SCR – Taxa de célula mantida (*Sustainable Cell Rate*)

SDH – Hierarquia Digital Síncrona (*Synchronous digital Hierarchy*)

SLA – Nível de serviço acordado (*Service Level agreement*)

SONET – Rede óptica síncrona (*Synchronous Optical Network*)

SONET – Rede Síncrona (*Synchronous network*)

SRP – Protocolo de reuso espacial (*Spatial Reuse Protocol*)

SRTS – *Synchronous Residual Time Stamp*

STM-N – Módulo de transferência síncrona índice N (*Synchronous Transfer module*)

T1 – Hierarquia padrão Americano a 1,54 Mbps

TDM – Multiplexação por Divisão de Tempo (*Time Division Multiplex*)

UPC – Controle de parâmetro de uso (*Usage Parameter Control*)

VC – Container Virtual (*Virtual Container*)

WAN – Rede de área mundial (*Wide Area network*)

WDM – Multiplexação por divisão de comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplex*)

WRR – *Weighted Round Robin*

Sumário

Resumo

Abstract

Lista de Figuras

Lista de Quadros

Lista de abreviaturas, siglas

Sumário

Capítulo 1

1 Introdução	1
1.1 Motivação e Justificativas	2
1.2 Trabalhos relacionados	5
1.3 Objetivos do trabalho	7
1.4 Estrutura do trabalho final	8

Capítulo 2

2 Fluxo de dados em taxa constante	10
2.1 O CBR – Taxa de bit constante	12
2.2 A utilização do tráfego CBR	14

Capítulo 3

3 Teoria das filas e aplicações em buffers	17
3.1 As filas num sistema de telecomunicações	18
3.2 Congestionamento	19
3.3 Modelos de filas	19
3.4 Fluxo de dados em rede	20
3.5 Introdução às filas nD/D/1	24
3.6 Fila ao nível de time slot / célula	28
3.7 O nD/D/1	28

Capítulo 4	
4 Hierarquia Digital Síncrona	33
4.1 Estrutura do quadro E1	35
4.2 A hierarquia digital síncrona (SDH)	36
4.3 Componentes da hierarquia SDH	38
4.4 Mapeamento	42
4.5 Caminho e sessão	42
4.6 Encapsulamento dos canais E1 no quadro STM-1	43
4.7 Estrutura de multiplexação	46
4.8 Constituição do quadro SDH	48
4.9 Equipamento SDH	50
4.10 Mapeamento ATM em SDH	52
Capitulo 5	
5.Construção do Simulador	58
5.1 Elaboração do simulador	58
Capítulo 6	
6 Resultados Experimentais	67
6.1 Estudo de caso para o multiplexador SDH	67
Capítulo 7	
7 Conclusões	73
7.1 Sugestão para trabalhos futuros	78
Referências	79
Anexos	83

CAPÍTULO 1

1 - INTRODUÇÃO

Uma rede de computadores interliga clientes e servidores ou interliga simplesmente clientes. Com o aumento do número de acessos nas redes, tanto públicas como privadas, seja elas em comutação de circuitos, como é o caso das redes ATM (circuitos virtuais) ou comutação de pacotes, como as redes TCP/IP. Ao se levar em consideração o pequeno crescimento do núcleo da rede para fazer frente a esta grande demanda, necessária se faz a criação de métodos e dispositivos que controlem tanto a inserção de bits no núcleo da rede, como criação de métodos para armazenagem destes bits antes do envio ao núcleo da rede. Todos estes fatores levam a um assunto de importante que é a qualidade do serviço que se pretende, em função do tipo de aplicação que se deseja. Por exemplo, é extremamente danoso trafegar voz em tempo real, por meio de uma rede de comutação de pacotes do tipo TCP/IP com características *best effort* (melhor esforço). O tráfego de dados, na rede pública, mostra que todo pacote IP estará sujeito a gargalos em determinados pontos da rede, devendo-se verificar, com muito critério, a qualidade de serviço no que diz respeito ao desempenho e confiabilidade. A análise da eficiência é importante quando se trabalha no dimensionamento de uma rede de computadores.

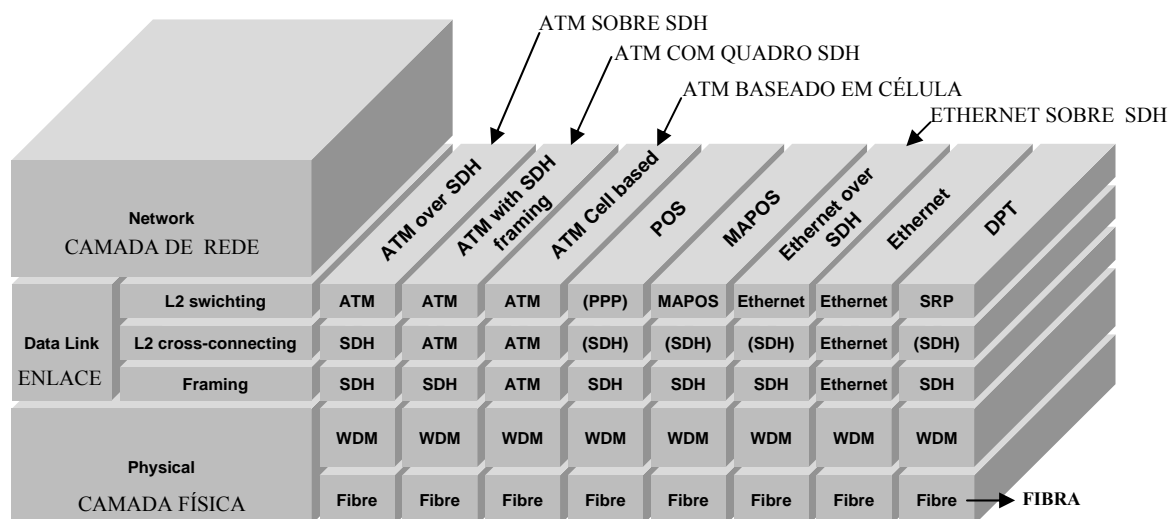
Para garantir uma qualidade no envio dos dados através da rede, é necessário conhecer as variáveis que degradam e atrasam o fluxo de dados. O objetivo da presente dissertação é, em especial, trabalhar com uma destas variáveis, estudando o comportamento das filas em um *buffer*, a partir de fontes do tipo CBR. Tal comportamento pode ser modelado de uma forma otimista, pela fila do tipo nD/D/1, IIDA (2003), para o estudo da probabilidade de perda de dados e tempo de espera, em função do nível de qualidade desejado.

O modelo nD/D/1 é um modelo clássico para tráfegos do tipo CBR, onde o processo de entrada compreende “N” independentes fontes periódicas e cada fonte possui o mesmo período D.

1.1 Motivação e justificativas

O cenário, que envolve a tecnologia em rede de computadores, tem sofrido mudanças nos últimos anos com o conseqüente aumento da demanda por novos serviços e novas aplicações para redes em banda larga. Como exemplo deste aumento, pode-se citar o tráfego de voz e vídeo em tempo real e, principalmente, a escalada dos serviços de voz sobre as redes IP.

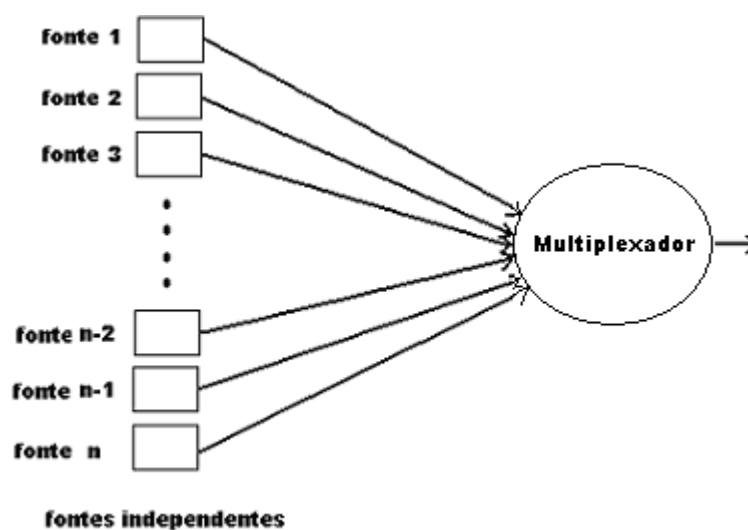
A modernização dos *backbones* (núcleo da rede) sinaliza para tecnologias de meio físico, baseadas em fibra óptica, bem como aquelas de enlace e redes voltadas às do tipo síncrona como o SDH e assíncrona como o ATM ou mesmo ATM sobre SDH. A pilha de protocolos da Figura 1, EURESCOM (2000), apresenta diversas tecnologias na montagem do enlace de dados sobre SDH, ATM, Ethernet, PPP, em meios ópticos com WDM.



Fonte: EURESCOM, 2000

Figura 1 – Pilha de protocolos para diversas tecnologias

O aumento do tráfego, com características de tempo real e taxa de bit constante, tornou importante o estudo do comportamento das filas, no interior dos equipamentos multiplexadores das redes, como é o caso do tipo ADM, na rede SDH, que será objeto de exemplo, no decorrer do trabalho. Esta importância, se deve ao fato de que o tráfego, em tempo real, é sensível a atrasos. O tipo de tráfego escolhido para estudo é o CBR (taxa de bit constante), pois é interessante por diversas razões, uma vez que, além da simplicidade, é a primeira classe de serviço oferecida pelo BISDN que é ótimo para vídeo e áudio, principalmente em tempo real. O CBR apresenta variação periódica do número de usuários presentes na fila, podendo existir uma defasagem entre os instantes da chegada dos usuários e os instantes da sua leitura para formação de um quadro STM-n. Para tanto, é possível ter-se um *buffer* de recepção (elástico) para ajustar o tempo de chegada de um byte e o seu referido momento de leitura. Durante a leitura de cada uma das entradas pelo multiplexador, os bytes são temporariamente armazenados, para serem montados no quadro STM-n, enviando-os à rede de transporte considerada. A Figura 2, apresenta o esquema estudado, no qual existem N fontes de entrada com taxa λ , sendo atendidas através de um multiplexador. Como as fontes são independentes, pode acontecer de uma ou mais delas não se encontrarem em perfeito sincronismo entre chegada e atendimento. Considera-se, no pior caso, todas as fontes chegando ao mesmo tempo, ou seja, é importante que a fonte de origem esteja em perfeito sincronismo com a leitura, o que nem sempre acontece. Em face deste problema, é necessário um *buffer* para evitar a perda de dados durante a leitura do multiplexador ou equipamento de multiplexação. Num determinado instante t, pode-se ter de 1 byte até (n-1) bytes presentes no sistema e um *buffer* total de “x” bytes ($1 \leq x \leq n-1$).



Fonte: Elaborada pelo autor.

Figura 2 – Topologia utilizada para estudo

Este trabalho analisa o tipo de sistema, através de um modelo de fila $nD/D/1$, IIDA (2001), que é simulado com a utilização do MATLAB, HANSELMAN (2003). A forma com que os dados se comportam no interior do *buffer* e como estes podem ser tratados, influencia o desempenho de um multiplexador. Estudos mostram que, para garantir determinada taxa de transmissão, para um canal de comunicação, um dos parâmetros de maior impacto acha-se associado aos mecanismos de *buffer* utilizados, MELCHER (1997).

A existência do *buffer*, na entrada do multiplexador, compensará a falta de fase dos diversos canais de entrada e evitará, dentro de parâmetros pré-estabelecidos, a perda de um determinado dado. A análise será feita conforme o modelo da fila $nD/D/1$, para tráfegos do tipo CBR.

Os dados em CBR têm prioridade não preemptiva, sobre os dados em aplicações de tempo não real, IIDA (2001). A perda de um *slot* ou célula, por desvio de fase (falta de sincronização) ou perda nos *buffers* de montagem destas fontes randômicas, prejudica sensivelmente a qualidade que se deseja para a transmissão destes dados, SIRIS (1997).

Como será mostrado no capítulo 5, foi desenvolvido um simulador que substituiu a abordagem analítica da fila $nD/D/1$, que conduz a uma complexa solução matemática.

As redes que operam com tráfego do tipo CBR, chegam a tratar grandes volumes de tráfego agregados. Em alguns casos, valores da ordem de 10^6 pacotes por segundo e a probabilidade de erro, na transmissão, deve ser baixa, tipicamente menor do que 10^{-9} , NORROS (2000).

No Brasil, vale lembrar que, em diversos casos, os canais de voz são agrupados em um único circuito E1 (tronco digital de 2048 kbps) e, a sincronização deste tráfego é uma questão importante. No caso do ATM, que é assíncrono por natureza, necessita-se que os dados estejam sincronizados para manter o relacionamento temporal entre quem fala e quem escuta. É necessário, portanto, prover mecanismos de recuperação de relógio, numa rede ATM. Os dois métodos mais utilizados para esta recuperação são o relógio adaptativo e o SRTS. Estes métodos são sensíveis a congestionamentos, principalmente onde existe uma variação grande nos tempos de chegada de células, podendo ultrapassar a tolerância permitida para multiplexação dos segmentos. No relógio adaptativo, o destino recupera uma estimativa de frequência de relógio da fonte, através do espaçamento entre células do fluxo recebido no *buffer* de remontagem, fazendo um controle efetivo do *jitter* (variação do atraso) para a recuperação do relógio fonte.

1.2 Trabalhos relacionados

Nesta sessão, são relacionados os principais trabalhos desenvolvidos anteriormente na área de teoria das filas e, em especial, a disciplina do tipo nD/D/1, bem como a importância de se dimensionar *buffers* que representem menores perdas e atrasos em redes, com tráfego em tempo real. Grossglauger; Keshav (1996), investigaram a eficiência do tráfego CBR no contexto das redes em larga escala, onde existem muitas conexões e coexistência de *swithes*. Humblet; Bhargava; Hluchyj (1993), apresentam o Teorema de Ballot. Neste artigo, os autores mostram de forma complexa os problemas de atrasos que ocorrem num fluxo de dados em CBR. A aplicação do Teorema de Ballot, foi uma forma de resolver esta complexidade e trata, de modo particular, os transientes do sistema. Virtamo (1998), no seu artigo *Teletraffic Theory*, aplica o Método de Benes, para resolução das filas nD/D/1,

desenvolvendo a equação da probabilidade de perda de *slots*, numa disciplina de tráfego em CBR, que é utilizado nesta dissertação para o cálculo da probabilidade.

Fu He; Sohraby (1999), desenvolveram uma análise das filas, no caso de mensagens periódicas de fontes dispersas, utilizando o tráfego CBR. Os autores apresentam a importância deste tipo de disciplina de tráfego para redes de alta velocidade, que é reforçado pela utilização do Teorema de Ballot, para apresentação dos resultados, além de analisarem um nó intermediário, suportando múltiplos fluxos periódicos. Barceló; Garcia (1996), por sua vez, obtiveram a distribuição do comprimento da fila com serviço constante e tráfego periódico com CBR. Existe, neste artigo, um estudo importante sobre o tempo médio de um *slot* em um *buffer*, no interior de um equipamento multiplexador. Em outro artigo (1997), estes mesmos pesquisadores, apresentaram uma equação importante para o cálculo do tempo médio, que um *slot* aguarda para ser atendido. Este cálculo também determina o número máximo de equipamentos multiplex que podem existir numa rede, em função de determinados parâmetros de qualidade.

Dron; Ramamurty; Sengupta (1991), modelaram um multiplexador para tráfego CBR em rede ATM, com fila nD/D/1, comparando a eficiência de vários algoritmos. Ramamurty; Sengupta, particularmente estudaram o número de fontes de voz sendo multiplexado. O resultado deste artigo implica em importantes desenhos para o tamanho do *buffer*. Roberts; Virtamo (1991), mostraram a multiplexação, em seu item III, de fontes com mesma taxa e filas nD/D/1. Modiano (1996), desenvolveu uma aproximação do atraso médio da fila, numa rede em árvore com tráfego CBR. Baseia-se esta solução, quando se considera, uma rede equivalente, na qual cada nó do trânsito de pacotes é prioritário. Iida et al (2001), examinaram a eficiência dos pacotes em CBR que são afetados pelo tráfego não real. O atraso é resolvido pela modelagem de filas nD/D/1, com “vagas”. Este artigo mostrou também que os segmentos TCP devem ser reduzidos para menores atrasos e acomodação num sistema em CBR. Investigou-se, neste caso, o impacto do atraso do segmento TCP. Os mesmos autores, mostraram os serviços de comunicação em tempo real sobre a internet, com requerimentos de qualidade. Preocuparam-se eles também em apresentar a complexa fórmula de tempo de espera, *waiting time*, das filas nD/D/1.

Norros; Virtamo (2000) utilizaram as filas $nD/D/1$, com chegadas periódicas e determinísticas, dando ênfase a métodos de simulação.

Molnár (1995), apresentou um trabalho intermediário, criando um novo modelo chamado $nTri/D/1$ (*Tri-Triangular Interarrival Time Distribution*). Neste modelo, o sistema não trabalha de forma tão pessimista como o $M/D/1$ ou tão otimista como o $nD/D/1$, devido à periodicidade constante. Siri (1997), em seu trabalho de doutorado, estudou a probabilidade de “estouro” dos *buffers* para enlaces ATM. A fórmula de probabilidade, é relativa quanto às filas $nD/D/1$. Miah (1999), em seu trabalho de doutorado, examinou o CAC e UPC, para redes ATM, bem como o dimensionamento dos *buffers*, utilizando filas $nD/D/1$.

Observa-se, assim, uma quantidade de artigos que tratam da área de engenharia de *buffers* e como este item pode influenciar na qualidade dos serviços em uma rede com tráfego em tempo real, que vem se tornando cada vez mais presente nas novas tecnologias de *backbone*, utilizando transmissão síncrona do tipo SDH. Neste ponto, estuda-se um elemento multiplexador ou ADM, de taxas e sub-taxas, formando sinais agregados do tipo STM-n.

1.3 Objetivos do trabalho

Este trabalho tem como objetivo o estudo das filas, na entrada de um multiplexador, levando-se em consideração um tráfego do tipo CBR. Pretende-se verificar o comportamento das filas no interior destes multiplexadores e como tal comportamento pode prejudicar a qualidade do sinal. Serão abordados, no decorrer do trabalho, os seguintes itens:

Abordam-se, a seguir, os itens:

- a) O fluxo de dados em taxa constante (Capítulo 2);
- b) Teoria das filas e aplicações em *buffers* (Capítulo 3);
- c) Multiplexadores do tipo insere retira – ADM (Capítulo 4);

- d) Avaliação, através de simulações computacionais do arranjo do processo de chegadas dos pacotes e comparativo do estudo entre os resultados da simulação e as análises teóricas em filas pequenas (Capítulo 5 e 6).
- e) Conclusão (Capítulo 7).

Propõe-se um modelo desenvolvido com base no formato do encapsulamento de fontes CBR distintas, e como aplicação, a sua formação num multiplexador SDH.

1.4 Estrutura do trabalho

Os resultados esperados serão alcançados da seguinte forma:

a) Estudo das fontes do tipo CBR;

Trata-se este item da formação das fontes do tipo CBR e da importância do tráfego para as redes síncronas (Capítulo 2).

b) Estudos das filas nD/D/1;

Aborda-se aqui a teoria das filas nD/D/1 (Capítulo 3).

Os *buffers* no interior dos multiplexadores podem ser descritos pelas filas nD/D/1, SIRIS (1997), IIDDA (2001). Esta modelagem é completamente caracterizada por determinado número de fontes que alimentam o *buffer* e a utilização (carga) do *link* de saída, VIRTAMO (1998). Estuda-se a probabilidade de perda de célula (CLP), para uma determinada quantidade “N” de fontes de entrada e uma taxa “ ρ ” de utilização do sistema, além do tempo de espera de um *slot* ou célula, no interior destes multiplexadores.

A análise da fila fornece todas as possibilidades, com repetidos exemplos, referente ao efeito do seu tamanho.

A CLP é um item a ser analisado dentro do dimensionamento dos *buffers* e do nível de qualidade desejado, em função da perda de *slots/célula*.

c) Estrutura de uma rede e multiplexadores síncronos;

Este item trata da formação dos quadros STM-1 da hierarquia digital síncrona e multiplexadores do tipo insere e retira (Capítulo 4).

d) Elaboração de um simulador;

Descreve-se aqui a construção do simulador, através de uma programação, utilizando o pacote computacional Matlab ,HANSELMAN (2003). Este simulador avalia, tanto o tempo de espera de uma célula ou *slot*, de forma simples, no interior de uma fila, como a probabilidade de perda de slot a partir do tamanho de um *buffer* (Capítulo 5).

e) Resultados;

Este item informa como se manipula o simulador para geração de dados com relação a entradas, saídas, carga do sistema, tamanho da fila e tempo de espera (Capítulo 6).

f) Conclusão

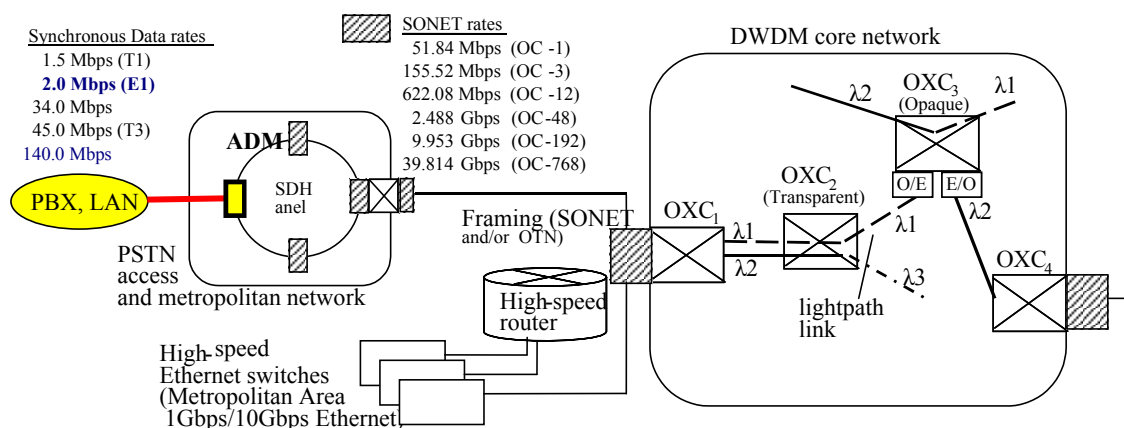
Analisa-se aqui os resultados obtidos através do simulador, descrito no item “d” para a montagem do processo de chegada e o cálculo através das filas nD/D/1, do *buffer* deste multiplexador (Capítulo 7).

CAPÍTULO 2

2 – FLUXO DE DADOS EM TAXA CONSTANTE

As vantagens de se utilizar o tráfego do tipo CBR, para envio de dados através das redes síncronas como o caso do SDH, que está presente nos mais modernos *backbones* construídos atualmente, são a simplicidade, facilidade e gerência no manuseio dos diversos canais virtuais que podem compor o fluxo de dados em uma rede.

A Figura 3, apresenta um cenário típico de interligação de sistemas, utilizando redes de transporte síncronas. Nesta Figura, o provedor de serviços fornece um canal de dados de acesso do tipo T1, E1, T3, E3 ou outras taxas em função das diversas hierarquias de serviços para interconectar uma LAN ou um PABX a uma rede pública. Estudando este ambiente, verifica-se a importância de um tipo particular de transmissão, o CBR.



Fonte: EURESCOM (2000)

Figura 3 – Rede genérica

Neste sistema, podem ser transmitidos pacotes de uma rede IP sobre circuitos e caminhos virtuais, como no caso das redes em ATM, *Frame Relay*.

Considerando o desenho genérico da rede da Figura 3, pode-se verificar em qual parte da rede se concentra o trabalho desenvolvido, ou seja, no acesso de uma rede local a uma rede metropolitana (MAN) ou mundial (WAN). Neste caso, a importância deste trabalho no contexto da rede é estudar o atraso médio de um *time-slot*, em CBR, na entrada do buffer de um multiplexador presente em um anel. Este ponto, visa à interação com “n” clientes e provedores de serviço de rede de alta velocidade que disponibilizam comercialmente serviços de dados de alta velocidade com parâmetros de taxas contratadas e SLAs como: taxas de atraso máximas, disponibilidade, CIR.

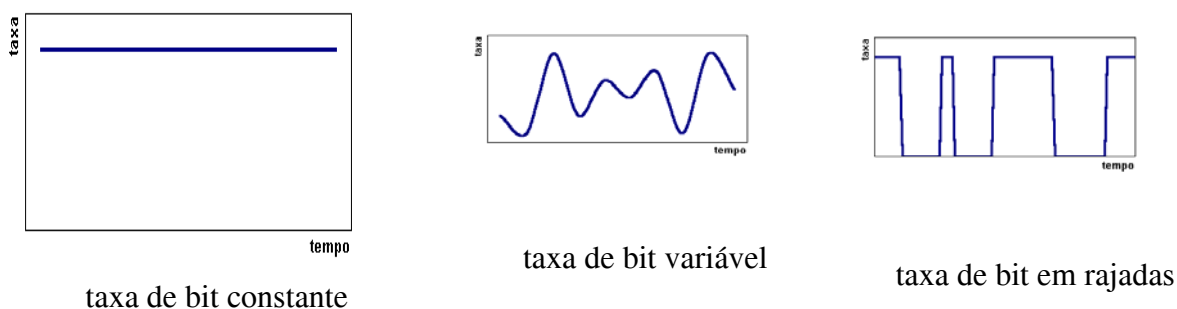
O ITU-T (*International Telecommunication Union – Telecommunication Standardization Sector*) e o ATM Fórum apresentam algumas distinções importantes quanto aos nomes e tipos de categorias de tráfego neste tipo de rede que são:

- DBR (*deterministic bit rate*);
- SBR (*statistical bit rate*);
- ABT (*ATM block transfer*); e
- ABR (*available bit rate*).

Já o ATM Fórum faz uma divisão em cinco categorias:

- CBR (*Constant bit rate*);
- VBR (*variable bit rate*) *real-time*;
- VBR (*variable bit rate*) *nonreal-time*;
- ABR (*available bit rate*); e
- UBR (*unspecified bit rate*).

A Figura 4 ilustra o comportamento da fonte de dados nas categorias de serviços mais comuns: com taxa de bit constante (DBR ou CBR), com taxa de bit variável (SBR ou VBR) e com taxa de bit em rajadas (ABR).



Fonte: DIEMER (2000)

Figura 4. Comparativo entre as principais categorias de serviços

No Quadro 1, são apresentadas as categorias de serviço, de forma que para cada uma é feita uma correspondência com os parâmetros de QoS. Consideram-se as categorias DBR do ITU-T e CBR do ATM Fórum como equivalentes e, da mesma forma, as categorias SBR e VBR real-time.

ITU-T	DBR CBR	SBR VBR-rt	ABT -	- VBR-nrt	ABR ABR	- UBR
CLR	especificado					não especific.
CTD	especificado				não especificado	
CDV	especificado			não especificado		
Descritores de Tráfego	PCR/CDVT	PCR/CDVT/SCR/BT			PCR/CDVT MCR/ACR	PCR/CDVT
Controle de Fluxo	não		sim/não	não	sim	não

Fonte: DIEMER (2000)

Quadro 1- Categorias de serviços

2.1 O CBR – Taxa de bit constante

O CBR é um dos tipos de serviços especificados pelo ATM Fórum que utiliza fluxo de dados de forma contínua, ou seja, o meio físico é sempre utilizado, mesmo que sejam enviados *slots* “vazios”. Este tipo de serviço foi especialmente projetado

para o tráfego de voz, vídeo em tempo real e, conforme quadro 1, não possui controle de fluxo uma vez que o tráfego é sempre contínuo e constante. O CBR é interessante pela grande simplicidade no manuseio deste tipo de serviço, sendo a primeira classe de serviço oferecida pelo BISDN. É facilmente descrito e administrado pelos usuários da rede com um alto grau de liberdade. É utilizado por aplicações que requerem taxa de dados fixa e disponibilidade contínua durante uma conexão possuindo assim, baixos atrasos.

Conforme Willian Stallings(*) pode-se destacar como serviços CBR:

- Vídeo conferência;
- Áudio interativo (Ex., telefonia)
- Áudio e vídeo distribuído (Ex., televisão, ensino à distância, pay-per-view)
- Áudio/ Vídeo – recuperação (Ex., *Video-on-demand*, *Audio library*)

M. Grossglauser e S. Keshav, GROSSGLAUSER (1996), no seu artigo *On CBR service* mostra ainda que não está claro o efeito do *clustering* nos fluxos CBR que trafegam através de muitos multiplexadores ou *switches* e, qual a construção do tamanho dos *buffers* necessários para não ocorrer perda de dados no processo de envio destes dados através de uma rede. Também não está suficientemente claro qual a melhor disciplina de tratamento de filas, ou seja, FCFS, RR (round robin), WRR.

A disciplina usada para estudo é do tipo FCFS, ou seja, o primeiro slot a chegar é o primeiro a ser tratado no interior do *buffer*. Neste caso não existe distinção do tipo de tráfego na rede e, tanto voz como dados tem a mesma prioridade no momento em que entra no multiplexador em questão. Como se trata de fluxo contínuo, onde cada canal virtual tem sua taxa garantida, fica evidente que a utilização do FCFS é a mais indicada para o tipo de fluxo estudado.

O BISDN é desenhado para altas taxas de serviço, principalmente quando se trafega áudio e vídeo. Pode-se dizer que o futuro das telecomunicações irá demandar serviços cada vez mais velozes e, o B-ISDN está preparado para esta demanda.

*STALLINGS, Willian. *Data & computer communication*. 6th ed. New Jersey, Prentice Hall, 2000. p.364.

A tecnologia ATM comercialmente estudada, baseia-se, em sua camada física, no BISDN.

Quando se trata de serviços de voz, cada fonte transmite uma taxa de bit constante (CBR) de 64Kbps. A voz requer sistemas orientados a conexão, onde os *slots* ou células viajam pela rede e chegam ao seu destino na ordem correta. Foi definida, para o CBR, a classe do tipo 1 que é sensível ao jitter, podendo ser tolerado somente algumas perdas de células.

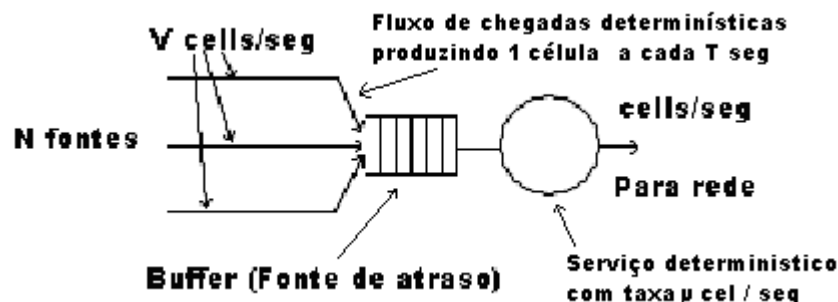
Vídeo não comprimido também trabalha com CBR. Pode-se exemplificar um tipo de tráfego em *broadcast* com uma taxa de 30 quadros por segundo onde, cada quadro, é composto por um conjunto de bits dependendo do tipo de formato dos *pixels* que serão enviados através da rede em um fluxo constante. No padrão americano pode-se destacar, como exemplo, 250.000 *pixels*, representando 250.000 bytes por quadro ou, 7,5 Mbytes / seg (30 quadros por segundo). É claro que com algoritmos de compressão, estas taxas podem ser mais baixas mas, existe outra classe de serviço, o VBR, que é utilizado para o HDTV.

Considerando o caso de redes ATM com CBR, é definida a classe do tipo 1 ou AAL tipo 1. Este tipo de classe permite que a rede trabalhe com aplicações de alta qualidade de áudio, vídeo e telefonia. Na AAL1, a célula de 53 bytes tem 5 bytes de cabeçalho e 48 bytes de carga útil (*payload*). Dentro destes 48 bytes, utiliza-se 1 byte para criação do SN (*Sequence Numbering – 4 bits*) e SNP (*SN Protection-4 bits*) restando apenas 47 bytes úteis. No primeiro bit do SN carrega-se a informação de clock e nos 3 bits restantes o número da célula que pode variar de 0 a 7. Desta forma, o sistema de recepção pode detectar imediatamente a perda de uma determinada célula no sistema em CBR.

2.2 A utilização do tráfego CBR

A justificativa para a utilização do tráfego do tipo CBR, com fontes determinísticas para transmissão de voz e vídeo em tempo real ao invés do estatístico, pode ser exemplificada conforme o estudo referente à Figura 5.

Esquema considerado: atrasos e probabilidade de perda.



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 5 – Esquema de estudo

Considere, como exemplo, cinco fontes independentes de tráfego CBR na entrada de um buffer com serviço determinístico. Cada fonte do fluxo de dados em questão representa uma célula ATM de 53 bytes que chega à entrada do multiplexador a cada $16,72\mu\text{s}$, causando um tráfego agregado de 299.040 células /seg. ($16,72 / 5 = 3,344\mu\text{s}$ por célula no multiplexador).

Para este exemplo, considere que o servidor tem a capacidade de transmitir 312.500 células por segundo ($3,2\mu\text{s}$ para leitura de cada fonte), o que nos dá uma taxa de utilização de $\rho = 0,9569$ ($299.040 / 312.500$).

As cinco fontes de células são mutuamente exclusivas, mas cada fonte oferece uma taxa fixa.

No pior caso, pode existir um máximo de 4 células armazenadas no *buffer* num determinado tempo, não incluindo a célula que está sendo transmitida, portanto para um tamanho do *buffer* = 4, a probabilidade de perda = 0.

Neste caso, o tempo médio de espera (*average waiting time*) para análise pela fila do tipo nD/D/1, ECKBERG (1979) é:

- Se as chegadas das células são uniformemente escalonadas no tempo, então $W_q = 2,7\mu\text{s}$.

- No pior caso, resulta uma espera máxima de $12,8\mu\text{s}$ ($3,2\mu\text{s} \times 4$), ou seja, todas as fontes chegando simultaneamente e somente uma fonte sendo atendida num instante t.

Para garantir que a escolha do tráfego em CBR seja válida e obtenha menores atrasos em relação a outro tipo comum de distribuição de tráfego, como por

exemplo, a exponencial, calculou-se com os mesmos parâmetros, o caso da distribuição de Poisson.

Neste novo caso, cada uma das 5 fontes entram no sistema com o mesmo intervalo de $16,72\mu\text{s}$ entre chegadas.

Pela “propriedade aditiva” do processo de Poisson, tem-se igualmente, uma taxa agregada de 299.040 células/ seg.

O tempo médio de espera na fila (assumindo buffer infinito) pode ser determinado pela análise da fila do tipo M/D/1 onde:

$$W_q = \rho / [2(1-\rho)\mu]$$

$$\lambda = \text{taxa de chegada} = 299.040 \text{ células / s.}$$

$$\mu = \text{taxa de serviço determinística} : 312.500 \text{ células / s.}$$

$$\rho = \lambda / \mu = 299040 / 312500 = 0,956928.$$

$$W_q = 0,956928 / [2(1-0,956928) \times 312500] = 35,547\mu\text{s.}$$

Considerando $Q(x) = 10^{-9}$ para a fila M/D/1 se tem:

$Q(x)$ = Probabilidade de Perda de célula.

$Q(x) = \exp[-2x ((1 - \rho) / \rho)]$, portanto é necessário um buffer com capacidade para armazenar 205 células.

A conclusão deste estudo mostra que o tempo de espera na fila para o processo de Poisson é de $35,6\mu\text{s}$, ou seja, é mais do que dez vezes maior do que o tempo médio para fontes CBR para a mesma carga de tráfego.

A situação é pior quando se leva em conta o tamanho do buffer onde se tem:

Chegadas em CBR : buffer máximo = 4 para um serviço sem perdas.

Chegadas em Poisson: buffer = 205 para uma probabilidade de perda de 10^{-9} .

A caracterização e utilização do tráfego de entrada em fontes periódicas, do tipo CBR, são importantes para a análise, levando-se em conta o tipo de serviço considerado.

CAPÍTULO 3

3- TEORIA DAS FILAS E APLICAÇÕES EM BUFERS

Qualquer pessoa pode definir bem o que é uma fila. Encontram-se filas no dia a dia, num caixa de banco, no caixa do supermercado, para comprar um ingresso, etc. Pode-se também imaginar filas em processos fabris, em indústrias que recebem matéria prima e armazenam, aguardando o momento para serem produzidas para a elaboração de um produto final.

Quando se pensa em fila, logo se imagina algo danoso e ineficiente para qualquer sistema, seja ele qual for. As filas podem ter conseqüências graves como aumento dos custos e atrasos no atendimento a determinados pedidos. O ideal é a não existência de filas, o que nem sempre é possível. Se fosse possível determinar quando ocorreria cada evento em um sistema, poder-se-ia planejar sistemas livres de fila garantindo menores custos e qualidade no atendimento. O problema é que a maioria dos eventos ocorre de forma aleatória e com o conseqüente aparecimento de filas. Portanto, concluiu-se que a fila é um mal necessário. A abordagem matemática para este problema, que foi abstraído para o meio das telecomunicações, iniciou-se no século passado e, mais especificamente, em 1908 em Copenhague, Dinamarca, através de A.K. Erlang, que é considerado o pai da teoria das filas, quando trabalhava no dimensionamento de uma central de comutação em uma companhia telefônica. Esta teoria foi sendo desenvolvida e, hoje, tem-se diversos modelos matemáticos que representam muito bem as filas tanto de caráter determinísticos como estatísticos.

3.1 As filas num sistema de telecomunicação

Uma das ferramentas disponíveis para modelagem de sistemas em redes de computadores é a Teoria das Filas. Esta teoria, trata da forma como os dados se comportam no interior de um equipamento multiplexador e busca, através de um método analítico, a apresentação para a abordagem do assunto filas.

Quando se trabalha na análise e no dimensionamento de uma rede de dados, deve-se levar em conta o ambiente e a forma como estes dados serão encaminhados.

Outros pontos que se podem destacar são:

- Tipo de serviço;
- Expansão futura;
- Qualidade de serviço a níveis maiores do que o melhor esforço existente na rede.

Isto tem criado grandes motivações para o desenvolvimento de técnicas de modelagens estocásticas e mecanismos diversos de qualidade de serviço e reservas de banda. Este Trabalho descreve um modelo clássico que ajuda a entender as redes de computadores no que diz respeito às filas nos equipamentos de multiplexação e discutir alguns dos problemas que acontecem em conexões com multiserviços.

As novas aplicações que estão sendo desenvolvidas dentro do ambiente de rede estão cada vez mais necessitando de qualidade de serviço, principalmente quando se trata de serviços em tempo real.

Pode-se discutir a questão do atraso e quais elementos em uma rede podem causar estes atrasos. Para o cálculo do atraso em uma rede, SIRIS (1997), devem-se levar em consideração os seguintes pontos:

- Atraso de codificação (ex: nos casos dos CODECs);
- Atraso de empacotamento (ex: enchimento de um pacote);
- Atraso de entrada / saída (ex: quando o pacote IP é montado e entra ou sai do roteador antes que o endereçamento seja lido pelo roteador);
- Atraso da fila (ex: filas do tipo FIFO);
- Atraso de propagação (normalmente assume-se como $5\mu\text{s}$ por Km para local e 2,5 e 50ms para regional e longa distância respectivamente);
- Atraso de compensação de jitter (variação do atraso).

3.2 Congestionamento

Congestionamento ocorre quando o número de pacotes, células ou *slots* sendo transmitidos através da rede se aproxima da capacidade que a rede tem de tratar cada pacote ou slot para envio a um novo enlace. A partir do momento que existe a possibilidade de congestionamento, existe a necessidade da criação de controles para evitar e regular o fluxo de informação que trafega por uma rede de dados. Pode-se dizer que uma rede de dados é uma rede de filas e, começa a se tornar crítico quando se atinge 80% ou mais de utilização. Quando se trabalha com filas finitas pode-se concluir que alguns dados serão perdidos e, vale aqui ressaltar que o estudo do *buffer* irá determinar qual a porcentagem de dados que efetivamente pode ser perdida.

3.3 Modelos de Filas

Existem diversos modelos de filas para analisar situações reais. Apresenta-se a seguir, a forma como as filas são identificadas.

De uma maneira geral, um modelo de filas pode ser descrito pela seguinte notação:

A/B/m/K, em que:

- **A** descreve a distribuição dos intervalos de chegada;
- **B** descreve a distribuição do tempo de serviço;
- **m** é o número de servidores presentes, $m= 1,2,\dots$;
- **K** é a capacidade máxima do sistema (número máximo de clientes no sistema), $K=1,2,\dots$;

Esta notação recebe o nome de Notação de Kendall, CASSANDRAS (1993). Os valores de A e B dependem do tipo de distribuição a que elas se referem:

- M: Exponencial Negativa (ou Marcoviana ou Poisson);
- Em: Erlang de estágio m;
- Hm: Hiper-exponencial de estágio m;
- D: Determinístico;
- G: Geral.

3.4 Fluxo de dados em rede

O fluxo de dados em uma rede de computadores é tipicamente não uniforme ou é estocástico por natureza. Os tempos de chegada de uma unidade de dados básica (caracter, pacote, mensagem) são variáveis aleatórias.

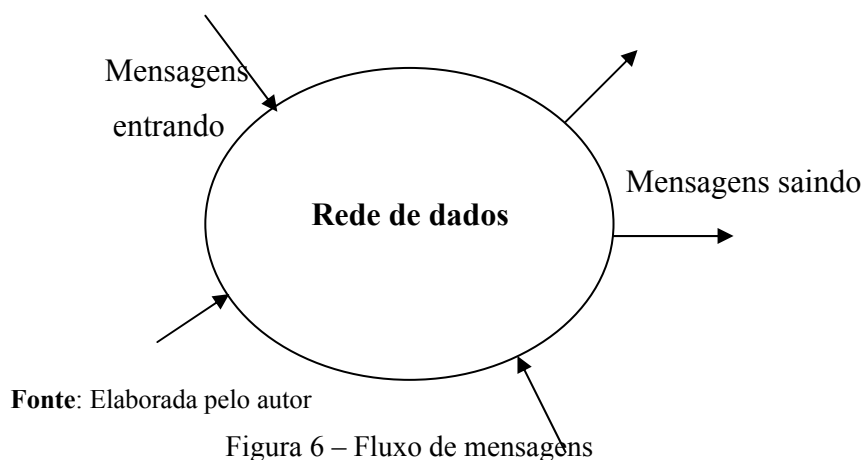
O tempo para processar uma mensagem sobre um canal ou através de equipamentos, depende tipicamente do número de bits que compõe a mensagem e, normalmente, o tempo de processamento de 1 bit ou um caracter é freqüentemente constante. Em diversas aplicações, o tamanho da mensagem é uma variável randômica e, quando se tem este caso, o tempo de processamento para uma mensagem também segue uma variável randômica.

A análise da eficiência de uma rede de computadores se preocupa com a natureza e os mecanismos de fluxo de dados. Eficiência, vazão, atraso e outros parâmetros de interesse são medidos como um processo de rede e as mensagens são transmitidos realizando estas funções.

A matemática estudada na teoria das filas provê diversos e importantes tipos de modelos. Um destes modelos será usado neste trabalho.

Modelos de fila apropriado podem ser usados para o estudo das redes locais para o desenvolvimento e medidas de eficiência como, por exemplo, atraso médio, características de vazão, etc.

Considere a Figura 6, que contém uma rede com fluxo de mensagens com uma ou mais entradas e saídas através da fronteira da rede.



Assume-se que a rede conserva as mensagens e que as mensagens não são criadas, destruídas ou modificadas. Porque as mensagens não podem ser criadas ou destruídas, elas podem fluir para dentro ou fora da rede ou serem armazenadas de alguma forma na fronteira.

Se a média da taxa de entrada através da fronteira exceder a média de saída, então o número de mensagens armazenadas dentro da fronteira é incrementado constantemente. Em outras palavras, se a média da taxa de saída exceder a média da taxa de entrada, o número de mensagens armazenadas na fronteira, decresce até zero. Pode-se observar que, para um sistema em equilíbrio, a taxa média de saída não pode ser menor ou igual à taxa média de entrada.

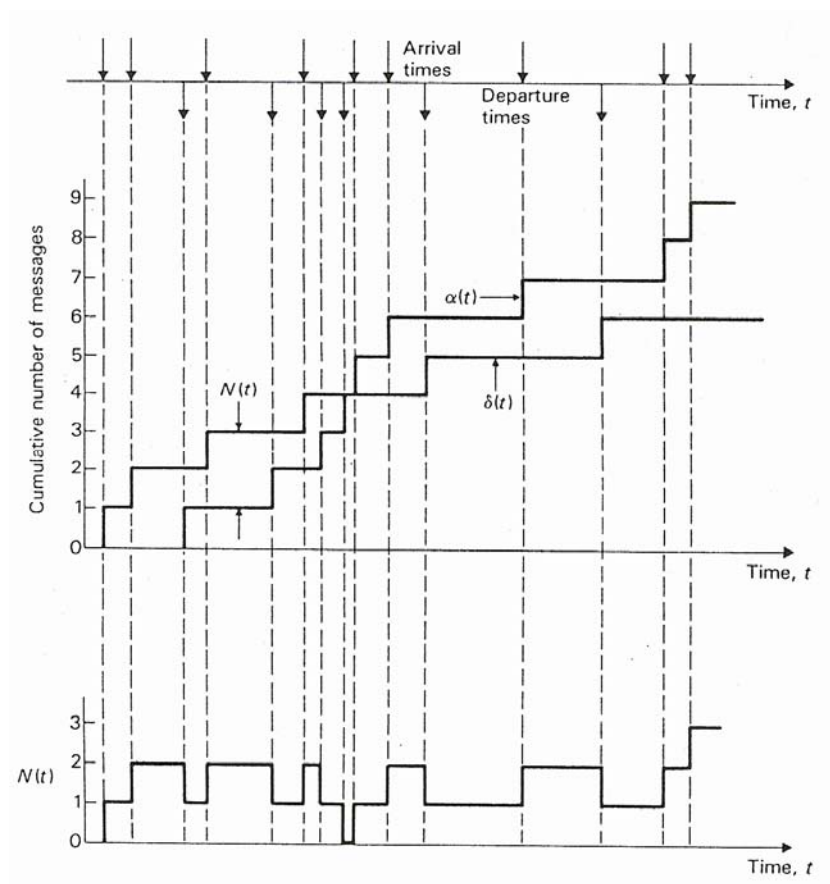
Com estas considerações, pode-se concluir que a estabilidade da rede, na média (após um longo período), as entradas e saídas devem ser iguais.

Redes estáveis são tipicamente modeladas por processos randômicos (aleatórios) nos quais a média sobre o tempo é igual à média estatística sobre diferentes amostras.

Sendo $\alpha(t)$ o número de entrada de mensagens e $\delta(t)$ o número de mensagens de saída, pode-se definir que para a rede num intervalo $(0,t)$, a diferença destas quantidades será $N(t)$ e corresponderá:

$$N(t) = \alpha(t) - \delta(t), \text{ O'REILLY (1986)}$$

A gráfico da Figura 7 apresenta o comportamento de um fluxo de entradas e saídas e sua resultante $N(t)$. As entradas e saídas são seqüenciais randômicas e o tempo das variáveis devem ser potencialmente diferente para outros intervalos.



fonte: O'REILLY (1986)

Figura 7– Chegadas e atendimento

A taxa de entrada média sobre um intervalo de tamanho $(t, \lambda t)$, é a média definida como $\lambda(t) = \alpha(t) / t$ e $\gamma(t) = \int N(x) dx$, que é o tempo total das mensagens gastas na rede, O'REILLY (1986).

O tempo gasto pelas mensagens no interior da rede é igual ao intervalo entre a chegada e partida.

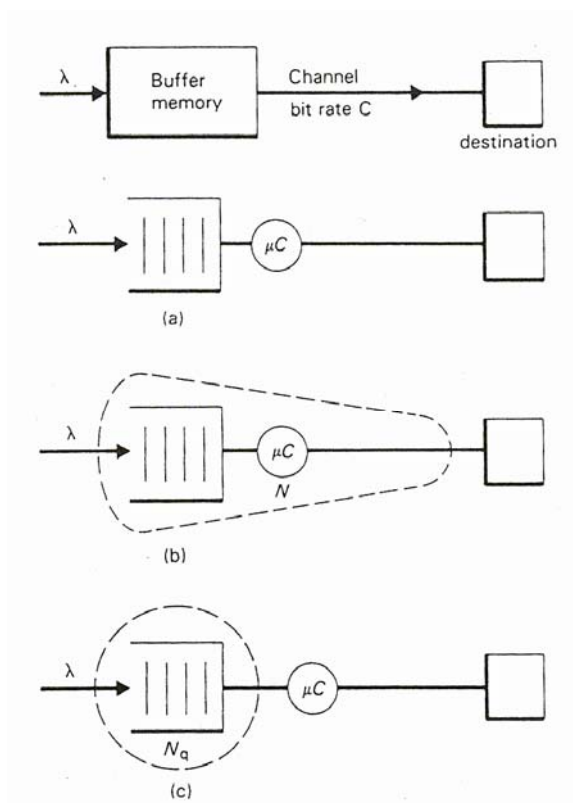
Múltiplas chegadas no mesmo instante não são proibidas, as ordens de “partidas” das mensagens podem ser decididas dependendo do esquema do *buffer*.

Um tipo de esquema de chegada e partida simples é conhecido como FCFS (*First-come, First served*).

A fração média em que o canal está ocupado é um parâmetro significativo em uma rede e é tipicamente denotado como ρ (intensidade de tráfego).

$$0 \leq \rho < 1$$

Esta intensidade deve variar entre os valores 0 e 1 para redes estáveis. Uma rede especial pode consistir em uma facilidade de armazenamento ou *buffer* em um canal de saída com uma taxa de bits de C bits/seg (Figura 8).



fonte: O'REILLY (1986)

Figura 8 – Sistema de fila e atendimento

Num sistema utilizando pacotes de tamanho variado e não determinístico, a taxa média de entrada é λ mensagens por segundo e cada mensagem possui um tamanho aleatório com tamanho médio de $1/\mu$ bits por mensagem.

O tamanho médio das mensagens e o canal de saída sendo de C bits por segundo, nos dá a transmissão média ou tempo de processamento de $1/\mu C$ segundos.

A média da taxa de chegada e a taxa média de saída devem ser iguais, e neste caso igual a λ mensagens / seg.

O tempo do canal ocupado é ρ , a relação entre λ e μC pode ser expressa como:

$$\lambda = \rho \mu C$$

A partir deste ponto, este trabalho concentra-se efetivamente no problema das filas com características determinísticas como é o caso do $M/D/1$ ou num caso específico que são as filas $nD/D/1$.

3.5 Introdução às filas $nD/D/1$.

A abordagem deste trabalho contempla preferencialmente os aspectos de modelagem (aplicações práticas da teoria) e assim, não se trabalhou com complexas deduções de fórmulas baseadas em estatística e probabilidade. Isto pareceu apropriado devido ao resultado que se pretende atingir.

A grande preocupação a partir deste ponto, é dimensionar um sistema tal que não permita, dentro de determinados critérios, a perda de “*times slots*” ou células na admissão de sistema de fila e o tempo de espera (*waiting time*) de um slot no interior destes buffers.

Limitou-se a estudar o tamanho de uma fila no interior de um equipamento multiplexador do tipo multiplex e, em especial, os *buffers* das redes de transporte SDH (Hierarquia Digital Síncrona).

Dimensiona-se através do modelo de filas $nD/D/1$ o tamanho médio do *buffer* em função de N entradas do tipo CBR. O *buffer* utilizado nos equipamentos multiplexadores podem ser descrito por esta modelagem, ou seja, um tráfego com diversos canais de entrada e um particular canal de saída de modo determinístico.

Este modelo é completamente caracterizado por um número de fontes que alimentam o *buffer* e a utilização (carga) do link de saída.

Os resultados obtidos através do modelo, foram comparados com o desenvolvido através de um pacote computacional visando a montagem do processo de chegada e cálculo médio do *buffer* deste multiplexador.

Quando se estuda e planeja uma rede, é comum se deparar com problemas de dimensionamento ou fluxo de dados cuja solução é aparentemente complexa. As filas, além de serem dispendiosas e gerarem um custo para o sistema, geram também atrasos que podem ser maléficis para a qualidade do sinal. O ideal seria não existirem

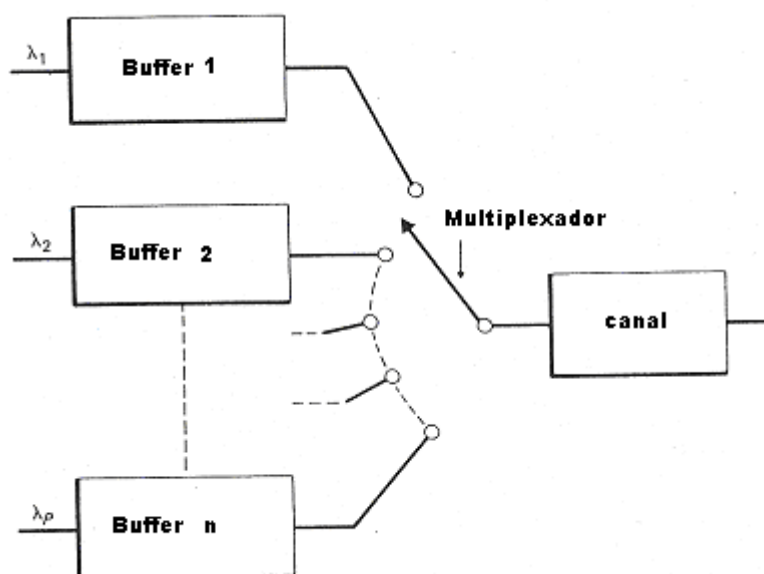
filas, o que nem sempre é possível, devido ao processo de chegada dos dados a um sistema ocorrer, na maioria das vezes, de forma aleatória.

Para representar o esquema (objeto do estudo) considera-se um caso especial das filas do tipo M/D/1 (Figura 9)

M – Markovian (*Poisson Process*)

D – Processo de serviço constante no tempo (Determinístico)

1 – 1 canal de saída.



fonte: O'REILLY (1986)

Figura 9 – Esquema de utilização dos buffers

No esquema da Figura 9, cada processo tem a mesma prioridade e $\lambda_1 = \lambda_2 = \lambda_p = \text{cte}$. Em fases diferentes.

O M/D/1, é um caso especial do modelo M/G/1, com o tempo de processamento de mensagem constante e denotado como $1/\mu C$. A variância é constante e igual a zero "0" O'REILLY (1986).

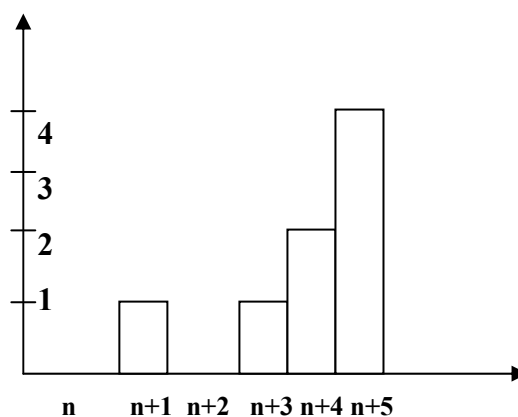
O nD/D/1 é uma particularidade das filas M/D/1 e representa melhor um sistema para pequenos *buffers* de forma otimista. Este tipo de fila, pode ser utilizado como um método de dimensionamento que apresenta o tráfego de dados em tempo real e consiste em conseguir com que os pacotes não superem um certo retardo máximo.

Se considerar um *buffer*, tem-se um certo tamanho para garantir que a espera não superará um determinado tempo e, deve-se buscar condições (tipicamente uma maior banda) de modo que a perda de pacotes seja menor do que o máximo exigido.

O comportamento desta fila pode aproximar-se de forma pessimista a um modelo com chegadas Poissonianas do tipo M/D/1, GABEIRAS (2001). Neste caso a distribuição da fila pode aproximar-se de uma função exponencial do tipo:

$$\Pr (x > Q) \approx C_0 e^{-\alpha Q}$$

Onde C_0 e α são constantes relacionadas com a carga do enlace .



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 10 – superposição de *Times Slots* por diferenças de fase

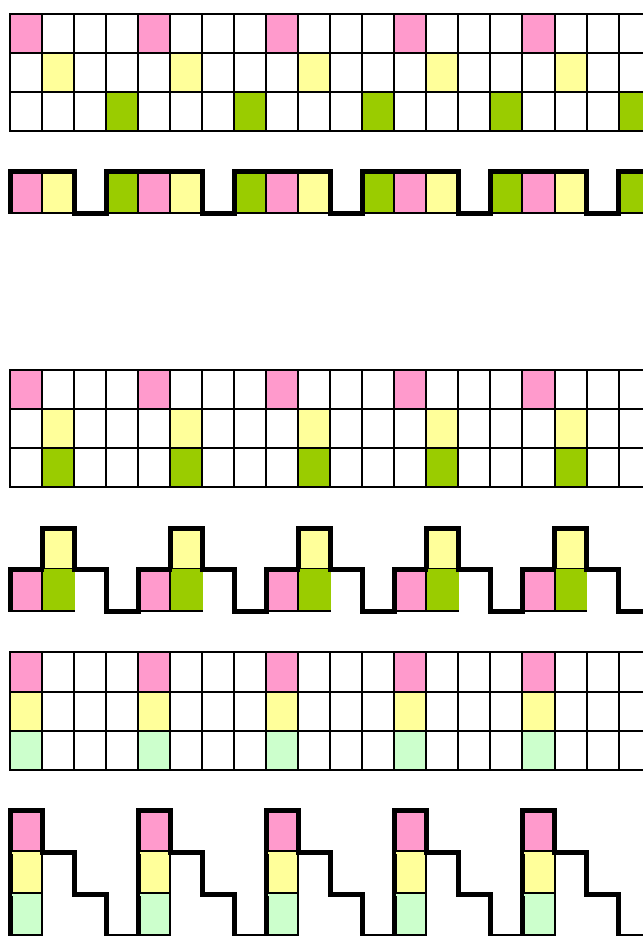
Pode-se dizer, conforme Figura 10, que o slot $n+4$, está sobrecarregando o sistema de fila porque 2 células chegaram ao mesmo tempo, uma a mais do que o *buffer* pode transmitir. Novamente no *slot* $n+5$ o *buffer* está sobrecarregado com 3 células no *slot*. O processo prevê pequenos períodos nos quais instantaneamente a taxa de chegada é maior do que a taxa de serviço de célula. De fato, se isto não acontecesse, então não seria necessário um *buffer*.

Mas o que significa N fontes CBR. Cada fonte tem uma taxa constante k *time slot* por segundo. A taxa do *time slot* nunca deverá individualmente exceder a taxa de serviço do *buffer*, ou seja, deverá prover $N \times k$.

As fontes não são necessariamente arranjadas de forma ordenada e cada uma dentro do seu tempo *slot* (em fase). Existe uma grande probabilidade das fontes serem

(acidentalmente) sincronizadas para chegarem dentro de um mesmo *slot* (em fase). De fato, no exemplo, esta se multiplexando N fontes CBR e é possível o número de células variar de 0 a N para as chegadas em um mesmo *slot*. Este procedimento é conhecido como “*Cell Scale Queuing*”.

A Figura 11 apresenta, para uma simples situação, o desenvolvimento dos processos de chegada com relativas fases.



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 11 – Superposição de fontes periódicas

O processo de chegada não é modelado por um processo de Poisson e sim por fontes determinísticas e constantes.

3.6 Filas ao nível de *Time Slot* / célula

- Ao nível de célula a escala de tempo é pequena.
 - Variações de tráfego em uma escala de tempo lenta, nível de rajada não são vistas;
 - A composição das rajadas pode ser considerada fixa;
 - Cada fonte de tráfego transmite célula aproximadamente em intervalos constantes;
 - Intervalos diferentes para diferentes fontes; a taxa de transmissão pode também ser zero quando a fonte estiver em silêncio (sem rajadas).
- Ao nível de célula nosso interesse é num modo pequeno de tempo em filas
 - Modelo de filas M/D/1 e nD/D/1.
- A tarefa é para determinar a distribuição do tamanho da fila.
- Para resolver o problema utiliza-se o método de Beneš.
 - O resultado pode ser usado para o dimensionamento dos *buffers* no interior dos multiplexadores;
 - Quando a composição da carga das rajadas é lenta e pequena, a distribuição varia parametricamente.
- De outra forma, no nível de célula é determinado pelo chamado HOL (*Head of line*).

3.7 O nD/D/1

- Requer uma baixa capacidade de buffer;
- Para uma fila Markoviana com alta utilização de fila, incrementando o número de servidores, não altera significativamente o estado do sistema;
- n são fontes independentes (n x D processos de chegada);
- Cada fonte é periódica com período D;
 - As chegadas ocorrem em intervalos de tempo D;

Cada realização dos processos de chegada (fases de forma randômica) é periódico.

- N chegadas em cada período de tamanho D;
- Em diferentes períodos, os padrões de chegada são cópias exatas para slot.

Em $N \times D$ processos de chegada, as chegadas são sobre tempos curtos de escalas negativamente correlacionadas;

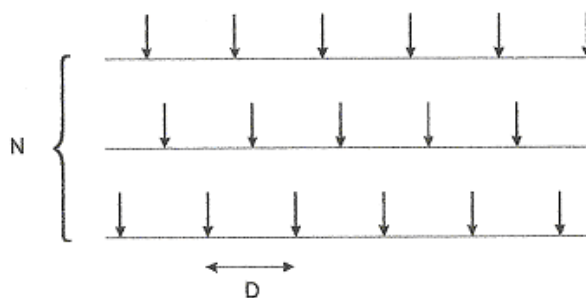
- Não podem ocorrer chegadas entre tempos D da mesma fonte dentro deste período;

Em grandes escalas de tempo, as chegadas são positivamente correlacionadas.

- Dada uma chegada, então certamente, novas chegadas poderão ocorrer em tempos D, 2D, etc, conforme Figura 12 e 13;

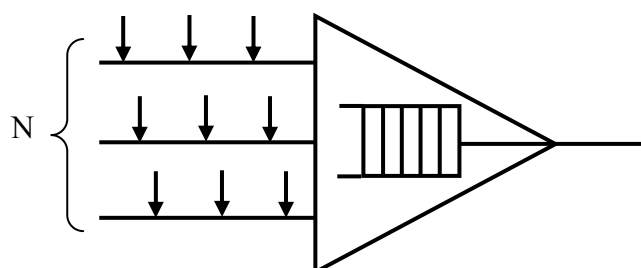
No caso do CBR, se tem:

- Cada fonte envia uma unidade de trabalho em cada período;
- Usa-se um tempo de serviço constante como uma unidade de tempo (onde D é um número puro (real));
- A carga da fila é $\rho = N / D$.



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 12 – Esquema de chegadas de TS



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 13 – Chegadas de TS em um multiplexador.

A fila $n \times D/D/1$ é um modelo teórico apropriado para o dimensionamento de *buffers* em multiplexadores de forma otimista, onde os buffers são atravessados por canais virtuais (VC) como no caso do ATM e do TDM, e cada canal tem a mesma taxa de bit, VIRTAMO (1998).

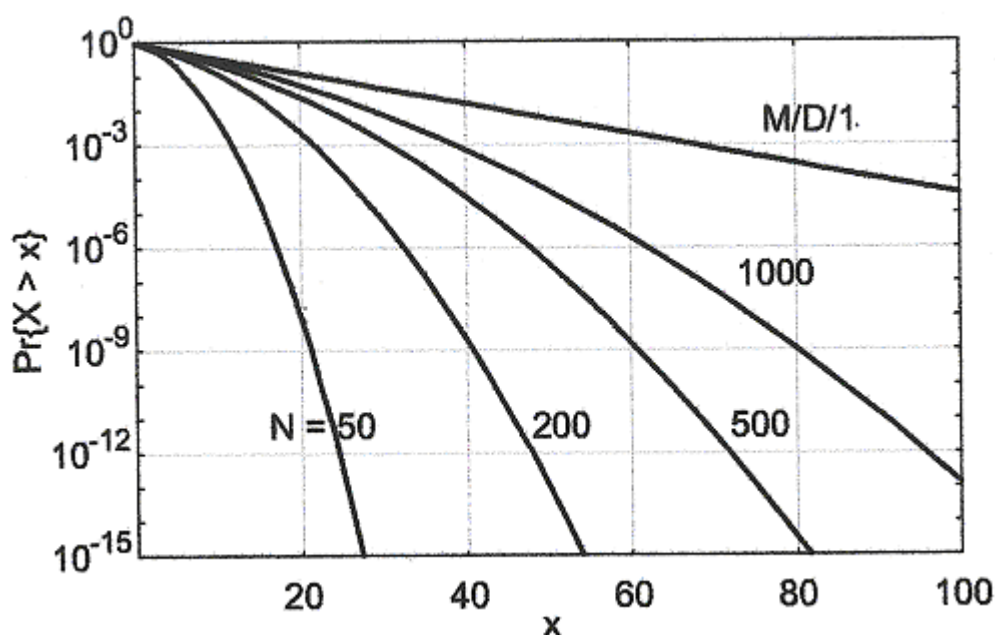
O interesse neste tipo de fila é sobre realização de sistemas com todas as possibilidades de fases e com diversas fontes.

A distribuição final será:

$$Q_D^N(x) = \sum_{X < n \leq N} \binom{N}{n} \left(\frac{n-x}{D} \right)^n \left(1 - \frac{n-x}{D} \right)^{N-n} \frac{D-N+x}{D-n+x}$$

Onde, a dependência do comprimento da fila da distribuição $Q(x)$ em função dos parâmetros N e D podem ser feitos explicitamente.

- Obtém-se a distribuição do *virtual waiting time* (tempo de espera).
- Para inteiros de x , obtém-se diretamente a distribuição complementar do número de TS na fila.
- A distribuição do *real waiting time* para os TS numa fila $nD/D/1$ é a mesma que a distribuição *virtual waiting time* na fila $(n-1)D/D/1$, onde o número de fontes é menos um, exemplo da distribuição $Q_D^{N-1}(x)$.



Fonte:ROBERTS (1991)

Figura 14 – Gráfico de CLP para $\rho = 0,95$

O gráfico apresenta a curva de CLP (Probabilidade de perda de célula). Para uma alta qualidade de serviço é requerido um CLP de 10^{-12} , MIAH (1999). Conforme gráfico da Figura 14, para uma grande quantidade de fontes, ou seja, N grande, o sistema começa a se aproximar das filas M/D/1. “x” representa o tamanho do buffer, N, o número de fontes de entrada e $\Pr \{X > x\}$ é a probabilidade de atingir valores maiores do que “x”.

O atraso médio (*waiting time*) é dado por ,BARCELÓ (1997):

$$\rho = N / T_{cbr} \quad W = \frac{(N-1)!}{2} \cdot \sum_{k=1}^{N-1} \left(1 / T_{cbr}^k \right) \cdot (1/(N-1-k)!)$$

O número de células na fila Q é dado pela fórmula de Litte

$$\bar{Q} = \rho \cdot \bar{W} = \frac{N!}{2 T_{cbr}} \cdot \sum_{k=1}^{N-1} 1 / (T_{cbr}^k \cdot (N-1-k)!)$$

A superposição do fluxo de dados é constante para um multiplexador com servidores cuja disciplina de filas é do tipo FCFS e com tempo de serviço

determinístico para D unidades. A taxa de chegadas é n e o tempo de serviço é D , então a utilização do servidor é $n.D$ que se refere a ρ . N e ρ são suficientes para caracterizar um problema completo. Humblet, Eckberg, Ramamurthy, Virtamo e Roberts resolveram problemas similares. No caso do artigo de Ramamurthy e Sengupta a metodologia se reportou para $n \geq 100$, o que é extremamente complicado numericamente.

O maior interesse deste trabalho é calcular e simular a distribuição do atraso que é extremamente importante para engenharia de *buffers*.

Pode-se trabalhar com aproximações para as filas do tipo $nD/D/1$ que são, ANDERSEN (1995):

$$CLP \approx e^{-2x \left[\frac{x}{N} + \frac{1-\rho}{\rho} \right]} \quad \text{isolando } \rho: \quad \rho \approx \frac{2xN}{2xN - (2x^2 + N \ln(CL P))}$$

N = número de fontes CBR, $\rho = N/D \leq 1$ é a carga oferecida, D = período de cada fonte, x = tamanho do buffer e CLP é a probabilidade de perda de célula para um determinado tamanho de buffer “ x ”.

CAPÍTULO 4

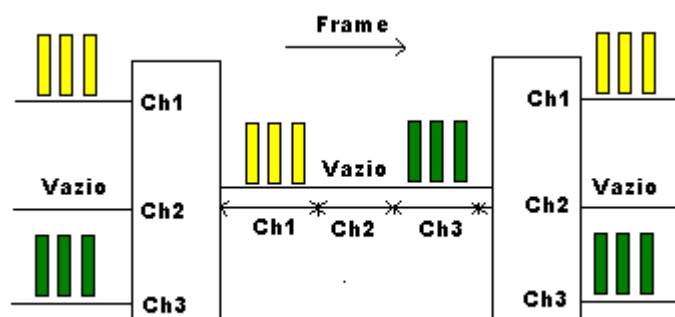
4 – HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA

Uma das primeiras redes dos sistemas de telecomunicações e, que perdura até os dias de hoje, são os sistemas TDM. É um método, a princípio, usado para combinar vários canais de voz ou dados de 64Kbps. Para quadros E1, o multiplexador TDM lê o primeiro byte de cada um dos 32 canais PCM, de uma forma seqüencial formando canais virtuais. Cada uma destas leituras dura 125µs e, após esta etapa, estes bytes são armazenados na memória do multiplexador para serem enfileirados num único canal de saída. A saída de cada byte neste sistema dura apenas 3,90625µs e a banda necessária, na saída do multiplex, é de 2048 Kbps ou 32 vezes 64 Kbps.

Na estrutura do enlace do padrão E1(modelo Europeu), adotado também no Brasil, o sinal de 2048 Kbps é formado por 30 canais de voz e 2 canais de controle sendo 1 para sinalização e 1 para o sincronismo e freqüência.

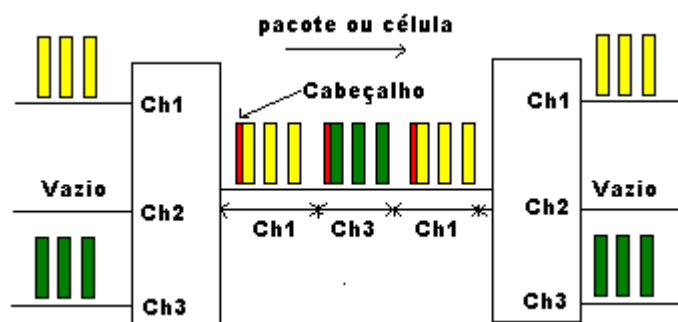
Pode-se considerar que, atualmente, existem duas hierarquias padronizadas para o sistema de transmissão multiplexados no tempo (TDM). Cada uma destas hierarquias trabalha com um modo de sincronismo de transmissão adotado para os sistemas de comunicação digitais, sendo elas a hierarquia PDH e a hierarquia SDH.

Com relação ao modo transmissão síncrono e assíncrono, pode-se exemplificar os dois sistemas conforme Figuras 15 e 16, que representam bem a diferença entre estas comunicações, bem como sua vantagem e desvantagem.



Fonte: Elaborado pelo autor

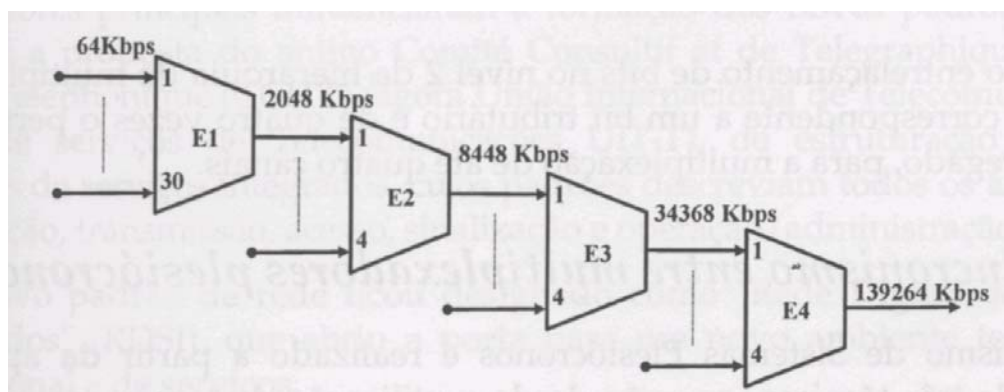
Figura 15 – Modo de transferência síncrono



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 16 – Modo de transferência assíncrono

Com o crescimento da demanda de voz nos sistemas de telecomunicações, logo surgiu um padrão que multiplexou cada um destes canais de 2Mbps em canais de maior velocidade. Isto aconteceu com o aparecimento dos sistemas PDH. A Figura 17 apresenta a forma de multiplexação deste sistema.



Fonte (**)

Figura 17 – Multiplexação da hierarquia PDH

No sistema TDM pode-se ter, em determinados pontos, canais de 2Mbps que podem ser, de certa forma, mais rápidos ou mais lentos, dependendo do relógio e da precisão de cada uma destas fontes. Desta forma, nos equipamento do tipo PDH existem módulos plesiócronicos (quase síncrono) que inserem bits de justificação e adaptam o “ritmo” dos bits para ajustar estas diferenças de frequência. Com o crescimento contínuo das taxas de transmissão, estes estágios de multiplexação se

**Bernal, Paulo Sérgio Milano / Falbriard, Claude. Redes Banda Larga, Érica, 2002.p 37

tornaram demasiadamente caros e dificultava a criação e manutenção de novos serviços destinados às empresas. A gerência destas redes tornou-se demasiadamente cara e complexa e, por estes motivos os fabricantes de infra-estrutura procuraram por soluções que pudessem baratear e melhorar o sistema existente. Era evidente que, para melhorar este sistema, a solução seria a adoção de um sistema totalmente síncrono. Em 1988 o CCITT publicou as primeiras recomendações do sistema SDH.

4.1 Estrutura do quadro E1

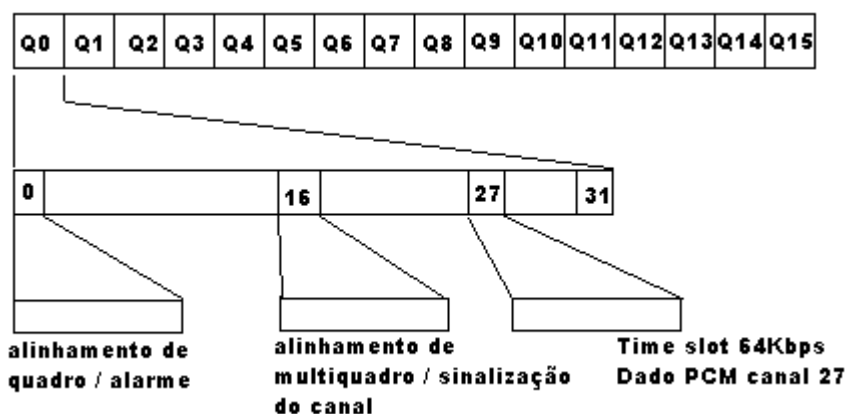
O sinal de 2048Kbps (E1) é formado por 32 canais de 64Kbps, sendo 30 canais para o transporte das informações e 2 canais para o sincronismo e troca de sinalização. Cada um dos canais que compõe o sinal recebe a denominação de *time slot*. Neste sistema, são formados multiquadros E1, que é composto por uma seqüência de 16 quadros E1 de 2048Kbps, na qual são transmitidos todos os sinais de sinalização dos 30 canais, de sincronismo e de alarmes.

O sinal pode ser dividido em 32 *Time-Slots*, padronizado como TS0 a TS31. Os *Time-Slots* destinados ao sincronismo, troca de alarmes e transferência de sinalização entre os 30 canais são os TS0 e o TS16. No Brasil, o TS16, também é conhecido como canal auxiliar de sinalização (CAS).

O primeiro quadro Q0, de um multiquadro, transmite uma palavra de alinhamento de multiquadro bem como o bit de alarme de sincronismo de multiquadro. Esse bit tem a função de informar que o sistema apresenta falha no alinhamento do quadro.

Nos outros 15 quadros (Q1 a Q15) do multiquadro são transmitidos os bits de sinalização (CAS – 4 bits por canal).

A Figura 18 representa a idéia do multiquadro e, como cada E1 se posiciona neste multiquadro para transmissão através do meio físico.



Fonte: Elaborado pelo autor

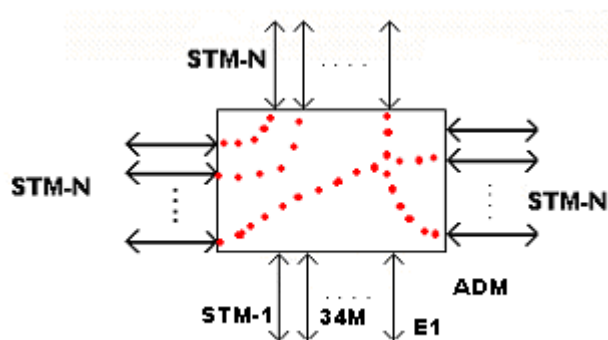
Figura 18 – Estrutura do quadro E1

4.2 A Hierarquia Digital Síncrona (SDH)

O ITU-T (*International Telecommunications Union- Telecommunications Sector*) publicou em 1988, com base nas especificações da rede digital Síncrona Americana SONET (*Synchronous Digital Network*), um novo padrão internacional designado por SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*). Pode-se considerar, para efeitos práticos, que o Sonet é um subpadrão dentro do padrão SDH

É uma hierarquia digital com melhorias em relação às funções básicas do PDH. O sistema foi trabalhado tanto para ser utilizado para enviar dados plesiócronicos (PDH) como sinais em ATM. Basicamente, todos os elementos da rede do sistema SDH usam o mesmo relógio e apresentam melhores condições em relação ao sistema de gerenciamento da rede.

Os benefícios desta rede síncrona é a simplicidade do processo de multiplexação. Os acessos aos tributários de baixa ordem como, por exemplo, canais E1 (2,048Mbps) são facilmente multiplexados, distribuídos e protegidos dentro desta hierarquia. A Figura 19, apresenta a simples forma de se retirar um tributário de 2Mbps de um sistema em SDH, sem as caras etapas de demultiplexação.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 19 – ADM (*Add and Drop Multiplex*)

Os maiores benefícios da rede em SDH são as realizações avançadas no sistema de gerenciamento da rede como:

- Gerenciamento das falhas;
- Gerenciamento de configuração;
- Gerenciamento de desempenho;
- Gerenciamento de segurança
- Gerenciamento de contabilização.

4.2.1 Recomendações do SDH pela ITU-T.

O sistema em SDH vem sendo estudado exaustivamente desde 1988 através das recomendações G.707, G.708 e G.709 entre outras e, é com base nestas recomendações, que se estuda os quadros VC-12, TU-12, TUG-12, VC-3, VC-4 e STM-1.

- O G.707 – (SDH Bit Rates);
- O G.708 – (Network Node Interface for the SDH);
- O G.709 – (Synchronous Multiplexing Structure);
- O G.783 – (Equipamento DSH, tipos e funções);
- O G.957-8 e 692 (Descrição da camada física).

4.2.2 Taxa de dados em SDH

Na rede SDH os elementos de rede usam o mesmo sinal de relógio suprido por uma única fonte de relógio. A velocidade de 155Mbps e seus inteiros múltiplos são a

velocidade básica nestes sistemas ($155,52 \text{ Mb/s} \times N$). Até agora, o N tem sido = 1, 4, 16 e 64, que corresponde a 155,52 Mbps, 622,08Mbps, 2,48832 Gbps e 9,953280 Gb/s conforme Quadro 2 . Cada uma das taxas do quadro 2 de STM-N (Synchronous Transporte Module-N) são especificados pela G.707.

O PDH e sinais do tipo T1 (padrão americano a 1,5 Mbps), E1(padrão europeu a 2,048Mbps) e demais sinais na hierarquia PDH, de 6,3 Mbps, 34Mbps, 45Mbps e 140Mbps são considerados como interface entre os dois sistemas.

O STM-n de nível hierárquico inferior é o STM-1 cujo débito é de 155Mbps. Os níveis hierárquicos possuem as seguintes taxas:

Nível Hierárquico SDH	Bit Rate (Kbps)
1	155.520
4	622.080
16	2.488.320
64	9.953.280

Quadro 2- Hierarquia SDH

Neste trabalho, considera-se um ambiente com uma rede síncrona transmitindo dados em CBR, com fluxo ATM ou TDM e um nó representado por um equipamento de multiplexação

4.3 Componentes da hierarquia SDH

4.3.1 Container Virtual

Container virtual (VC) consiste em uma estrutura de informação formada por uma carga útil acrescida de um *overhead* de via (POH) que permite a monitoração do caminho percorrido pelo sinal.

Todos os serviços e informações são enviados sobre o SDH através de um formato chamado de container virtual. Diversos tipos de VC's são preparados para conter diferentes tamanhos de informação. São eles:

Container Virtual de baixa ordem.

VC-11	1,5 Mbps
VC-12	2 Mbps
VC-2	6,3 Mbps

Container Virtual de alta ordem.

VC-3	49 Mbps
VC-4	149 Mbps

A Figura 20 apresenta a idéia da montagem, a partir do sinal E1 (32 bytes a cada 125 μ s) passando pela criação do container, container virtual e unidade tributária.

Para efetuar o transporte no sistema SDH, foi criado o container designado por **C-12** que tem o tamanho de 34 bytes, ou seja, 272 bits, conseqüentemente com capacidade para transportar os 256 bits (32 bytes) que correspondem ao quadro E1 de 2Mbps citado.

A informação suplementar identificadora do caminho a percorrer pelo container e a sua carga, é fornecida por meio de um cabeçalho (POH) constituído por 1 byte, dando assim, origem à formação do container virtual **VC-12**. Pode-se fazer uma analogia a introdução dos cabeçalhos quando um dado é enviado, como exemplo, entre as camadas OSI, ou seja, da camada de aplicação até a camada física.

A acomodação do sinal de 2Mbps dentro do container é chamado de mapeamento e introduz bits suplementares para se executar a justificação que permitem elevar a taxa de bit (*bit rate*) relativo ao transporte do sinal e compensar pequenas imprecisões de relógio.

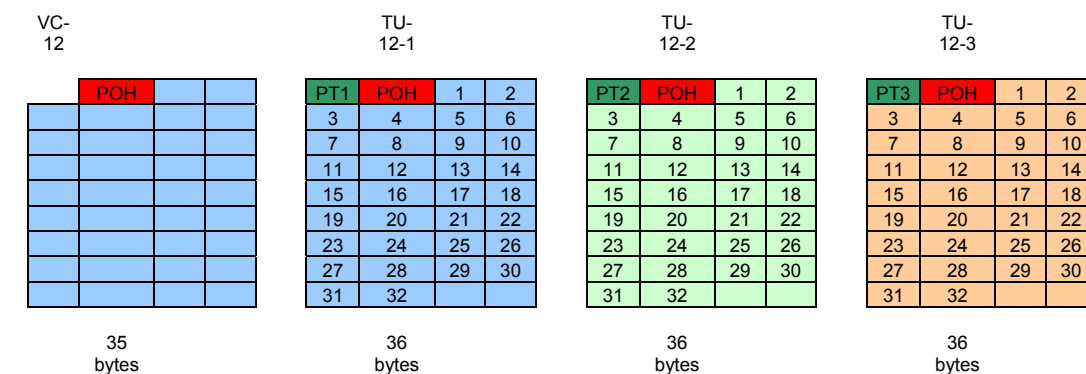


Figura 20 – Formação da Unidade Tributária de E1

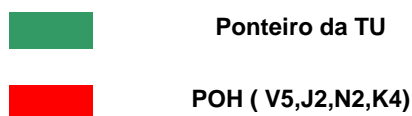
Para identificar de modo preciso a posição do container virtual VC-12 neste espaço, é criado um ponteiro (com tamanho de 1 byte), que em conjunto com o VC-12, dá origem a um mini-quadro designado por Unidade Tributária TU-12.

4.3.2 Unidade tributária

Consiste em uma estrutura de informação que provê adaptação entre a camada de via de ordem inferior e a camada de via de ordem superior. É formado por um “payload” de informação (LO VC) e um ponteiro de TU que indica quantos bytes existem entre o início do quadro do “payload” em relação ao início do quadro do HO VC. A Figura 20 mostra três unidades tributárias, ou seja, TU12-1 a TU 12-2 e a TU 12-3 para formar o grupo de unidades tributárias.

4.3.3 Grupo de Unidades Tributárias (TUG)

O TUG é uma estrutura de informação formada pelo entrelaçamento byte a byte de TUs (unidades tributárias) conforme Figura 21.



A1	A2	A3	POH	POH	POH	1	1	1	2	2	2
3	3	3	4	4	4	5	5	5	6	6	6
7	7	7	8	8	8	9	9	9	10	10	10
11	11	11	12	12	12	13	13	13	14	14	14
15	15	15	16	16	16	17	17	17	18	18	18
19	19	19	20	20	20	21	21	21	22	22	22
23	23	23	24	24	24	25	25	25	26	26	26
27	27	27	28	28	28	29	29	29	30	30	30
31	31	31	32	32	32						

Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 21 – Formação do Grupo de Unidades Tributárias de E1

Na Figura 21, foi formada uma TUG-2 que, depois de agrupado com outras TUG-2 irá formar o TUG-3, portanto, mantêm-se no conjunto da TUG-3 os 21

ponteiros que apontam para o início dos containeres virtuais VC-12, permitindo facilmente a qualquer elemento de rede localizar um determinado canal de 64Kbps pretendido dentro de um canal de 2Mbps.

4.3.4 Unidade Administrativa (AU)

A AU é uma estrutura de informação que provê adaptação entre a camada de Via de Ordem Superior e a Camada de Seção Multiplexadora. É formado por um “*payload*” de informação (HO VC) e um ponteiro de AU que indica quantos bytes existem entre o início do quadro do “*payload*” em relação ao início do quadro da seção multiplexadora.

4.3.5 Grupo de Unidades Administrativas (AUG)

O AUG é uma estrutura de informação constituída pelo entrelaçamento byte a byte de Aus. $A\ AUG = 3\ x\ AU-3\ ou\ 1\ AU-4$.

4.3.6 Ponteiro (PTR)

O PTR transporta a informação numérica do “offset” do quadro, que indica quantos bytes existem entre o início do quadro de um LO VC ou HO VC em relação ao início do quadro da entidade de transporte (TU ou AU, respectivamente).

Os ponteiros permitem a realização de operações assíncronas dentro da rede síncrona, portanto, é necessário acomodar diferenças de sincronismo resultantes da perda de referência de sincronismo da rede de um nó SDH e, a conseqüente operação do mesmo utilizando seu relógio reserva.

4.3.7 O Ponteiro da AU

A fim de tratar pequenas diferenças de sincronismo na rede síncrona e, simplificar os processos de multiplexação e *cross-connect* de sinais, a estrutura VC-4 é permitida flutuar dentro da capacidade de “*payload*” fornecida pelos quadros STM-1. Isso significa que o VC-4 pode começar em qualquer lugar dentro da capacidade de “*payload*” do STM-1.

Quando um VC-4 é montado em um quadro de transporte, bytes adicionais, denominados Ponteiro de AU, estão disponíveis no *overhead* de seção. Esses bytes

contêm um valor de ponteiro que indica a localização do primeiro byte do VC-4 (J1). Portanto, ao VC-4 é permitido flutuar livremente dentro do espaço disponível para ele dentro da estrutura de transporte, de modo que ajustes de fase de relógio possam ser executados caso necessário.

4.4 Mapeamento

O mapeamento é o processo pelo qual os tributários são adaptados em VCs para serem transportados através da rede SDH. Se o sinal tributário for assíncrono, no mapeamento deverá ser feita a justificação de bit.

4.5 Caminho e sessão

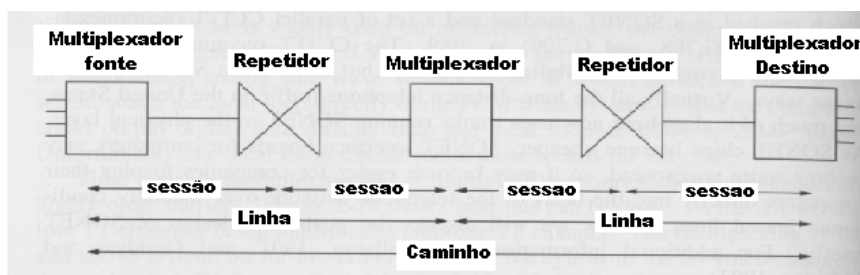
Existem dois tipos de sessão:

- sessão de regeneração;
- sessão de multiplexação.

A sessão de regeneração é composta de regeneradores de sessão, que significa um segmento de transmissão entre LT's (Terminal Network Element), onde o sinal STM-N é gerado ou terminado.

A sessão de multiplexação é uma transmissão média entre dois consecutivos LT's, um para originar o STM-N e outro para terminar. Os VC's são montados dentro do MUX e o sinal STM-N, são montados dentro das respectivas LT's.

A Figura 22 representa o conceito de caminho e sessão.



Fonte (***)

Figura 22- Caminho e sessão de regeneração

*** Tanenbaum, Andrew S. Computer Networks, Third Edition, Prentice Hall, 1996.p 126

O quadro STM-N é constituído por uma informação adicional que se designa por SOH (*Section Overhead*), que é composta por uma componente de regeneração designada por RSOH e outra de multiplexagem designada por MSOH, e por um outro campo designado por informação útil (*STM-N payload*).

Assim entre equipamentos regeneradores existe sessão de regeneração e entre equipamentos de multiplexagem existe a sessão de regeneração e de multiplexagem. Por outro lado os containeres virtuais irão originar os caminhos. O caminho é todo o trajeto efetuado por um container virtual desde o ponto em que entra na rede SDH até ao ponto em que sai da rede. O container virtual além de ser constituído pelo sinal de transporte, também possui um cabeçalho com informação adicional, designada por POH (*Path Overhead*).

O SOH e os mapeamentos da informação útil dos sinais PDH e SDH, sendo que, para completar a constituição do quadro SDH falta apenas referir a informação adicional de caminho (*POH-Path Overhead*). O container virtual (VC-n) é constituído pelo container (C-n) mais o POH do nível em causa, deste modo se tem O *High Order PO* (HO-POH) para os containeres de alta ordem (VC-4) e o *Low Order POH* (LO-POH) para os containeres de baixa ordem (VC-12).

4.6 Encapsulamento dos Canais E1 no quadro STM-1

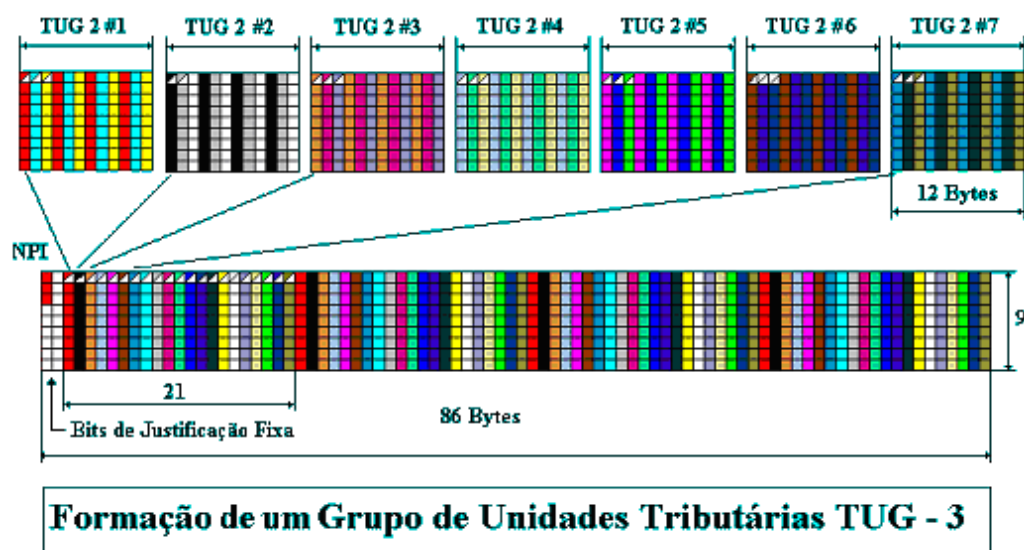
Neste trabalho, estuda-se em particular o tráfego de dados em canais E1 com 2,048 Mbps. Cada canal de dados apresentado de 1 a 32 representa o um *time-slot* de 64 Kbps.

Após a formação da unidade tributária, forma-se o grupo de unidades tributárias (Figura 23 parte superior – TUG-2).

Seguindo a hierarquia, 7 TUG -2 são encapsulados no container virtual VC-3 conforme Figura 23.

Finalizando a estrutura, o TUG-3 é encapsulado no VC-4 formando um STM-1.

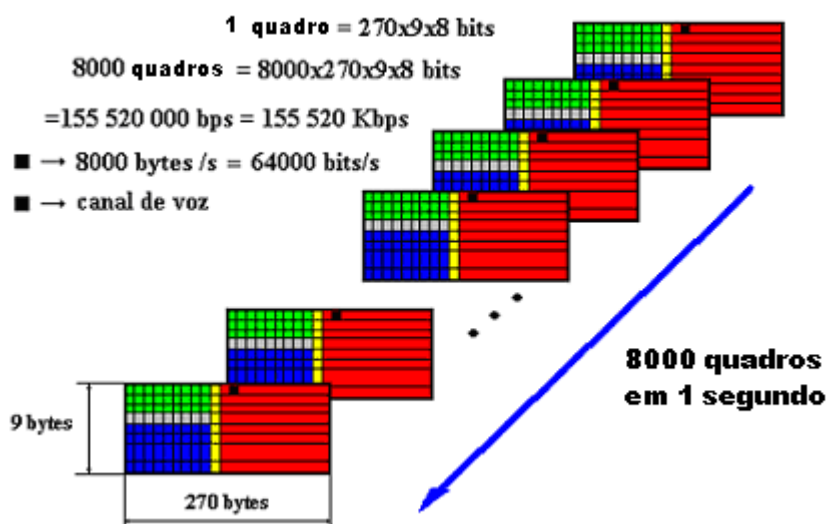
Pode-se verificar a posição de cada *time-slot* que ingressará no equipamento SDH para formação do quadro STM-1.



Fonte (****)

Figura 23 – Formação da TUG-3

A Figura 24 apresenta a facilidade com que um *time-slot* de 64Kbps pode ser extraído de um quadro VC-4 e STM-1.



Fonte: (****)

Figura 24 – Quadros enviados a cada 125 μ s

**** Neves, Serpa . Escola Profissional Pública de Eletrônica e Telecomunicações – EPPET, 2001.

A estrutura de multiplexagem transporta 63 canais de 2Mbps num container C4.

O quadro STM-1 só tem capacidade para transportar 63 tributários de 2 Mbps, quando a sua homóloga E4 de 140Mbps transporta 64 sinais deste tipo. Tal fato deve-se a necessidade de transportar conjuntamente com cada sinal, outras informações preciosas como, por exemplo, sobre o caminho seguido até o destino, a “qualidade” desta ligação, ponteiros para a sua localização exata dentro do espaço de carga, sinais de erro e de alarme de funcionamento.

Pode-se concluir que as operações conforme análise da estrutura de Multiplexagem em SDH, têm as seguintes operações:

- Constituição de containeres virtuais VC-12 adequados e acomodação do sinal no interior destas (mapeamento)

- Formação de Unidades tributárias TU-12;

- Reunião de 3 TU-12 (portanto 3 sinais diferentes de 2Mbps) e sua multiplexagem “byte a byte, originando uma estrutura de transporte em posição fixa dentro do espaço de carga do container VC-4, designada por grupo de unidades tributárias – TUG-2”.

- A nova Multiplexagem “byte a byte” de 7 TUG-2 em um quadro TUG-3 fará com que se tenha 21 sinais E1 de 2Mbps em condições de serem acomodados em um container VC4 para transporte em um quadro STM-1, à velocidade de 155Mbps.

Conforme a constituição do TUG-3, tal como se conhece do estudo inicial, pode-se notar que ela é formada por 9 linhas e 86 colunas. Dado que a multiplexagem das 7 TUG-2 em uma TUG-3 conduziu apenas a $7 \times 12 = 84$ colunas, é agora necessário acrescentar, no seu topo, mais 2 colunas de 9 bytes, que se comportam como bytes de enchimento (justificação fixa).

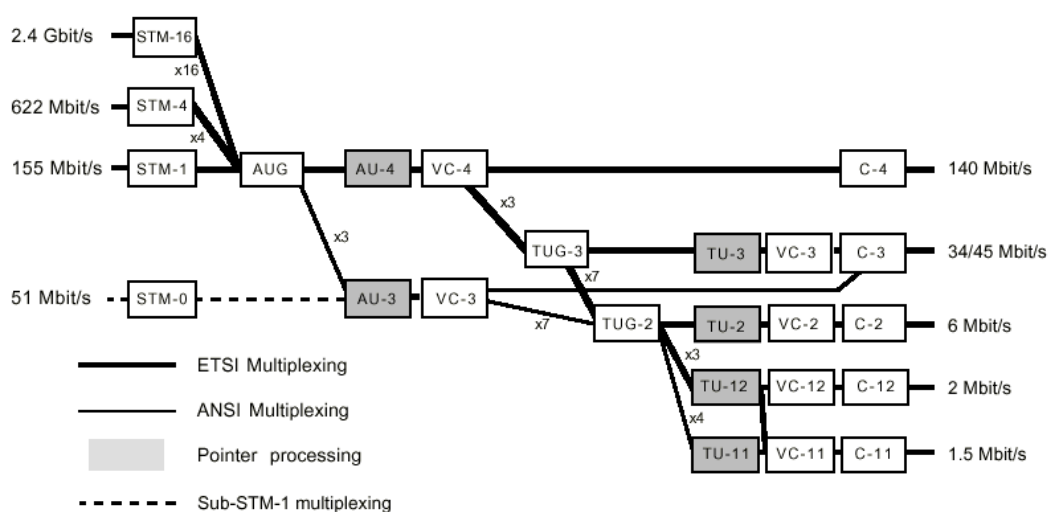
A fim de manter a estrutura semelhante para estes 2 tipos de TUG-3, os 3 primeiros bytes da primeira coluna, que no caso do transporte de um container VC-3, desempenhavam a função de ponteiro, são agora designados por NPI (*Null Pointer Indicator*), não desempenhando, no caso presente, qualquer função relevante.

Se dispuser, por exemplo, de 63 sinais de 2Mbps e os transportar em um quadro STM-1, deve-se agrupá-los em 3 grupos de Unidades tributárias TUG-3, cada uma comportando 21 sinais, e entremeá-las byte a byte (multiplexagem final) para dentro de um container virtual VC-4.

Esta operação conduz à formação de $3 \times 86 = 258$ colunas de 9 bytes, onde serão acrescentadas 2 colunas no topo com bytes de enchimento e um cabeçalho “de percurso” do VC-4 – POH, de modo a completar a carga do container VC-4.

4.7 Estrutura de Multiplexagem

O mapeamento dos sinais em SDH poderá ser representada, de uma forma simplificada, pelo esquema da Figura 25:



Fonte: LEE (1993)

Figura 25 – Estrutura da multiplexação dos quadros de baixa para alta ordem

STM – Synchronous Transport Module **TUG** – Unidade de Grupo de Tributários

VC - Container Virtual

AU – Unidade Administrativa

TU - Unidade Tributário

C – Container

4.7.1 Multiplexagem de tributários

Dois Métodos Possíveis

Unidades TU \Rightarrow TUG

Multiquadro TU

Melhora a eficiência do canal em 4 vezes – menor *Overhead* de TU.

Estrutura de 4 *Quadros* VC consecutivas ($500\mu\text{s}$)

A sua ocorrência e a sua fase são indicadas pelo POH de VC-n

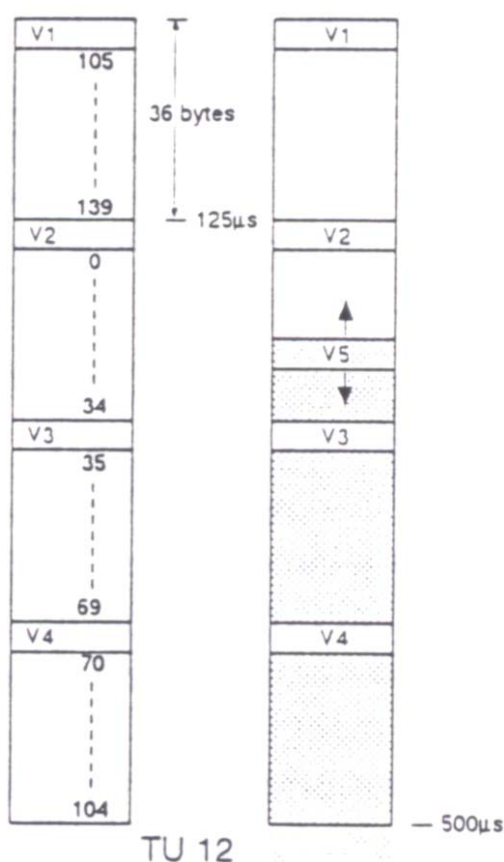
byte H4 \Rightarrow Indicador de *Multiquadro*

Overhead Multiquadro – 4 bytes V1, V2, V3 e V4.

V1 e V2 \Rightarrow Apontadores

V3 \Rightarrow Sincronização de *multiquadro*

V4 \Rightarrow Reservado (conforme Figura 26)



Fonte: O'REILLY (1986)

Figura 26 – Alinhamento de VC-11 no TU-12 (VC e TU-12)

É importantíssimo, em SDH, entender, quais as diferenças entre:

Mapeamento SDH (SDH mapping);

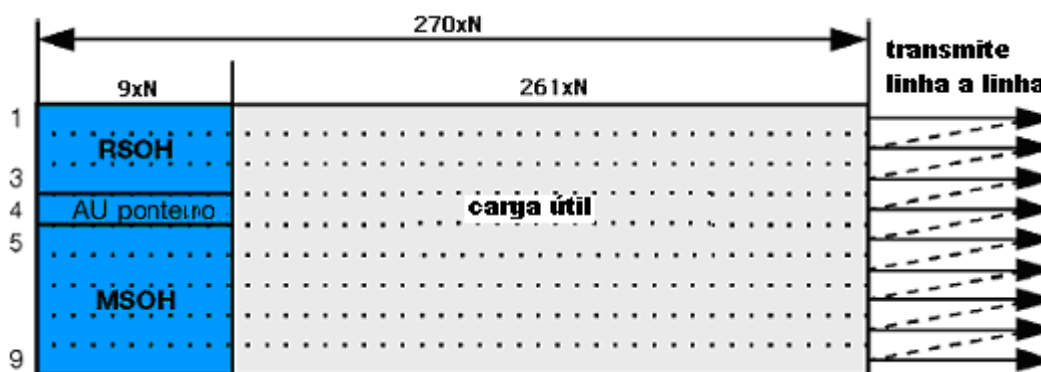
Multiplexagem SDH (SDH multiplexing);

Alinhamento em SDH (SDH aligning).

Assim, e muito sucintamente, poder-se-á entender o mapeamento em SDH como sendo o procedimento através do qual os tributários são adaptados dentro da estrutura do quadro SDH, através dos VCs, isto, obviamente acontece na fronteira de uma rede SDH. A multiplexagem em SDH é o procedimento através do qual vários sinais de caminho de baixa ordem (LO VCs) são adaptados em estrato de caminho de alta ordem (HO VC) ou vários sinais de caminho de alta ordem (HO VCs) são adaptados numa secção de multiplexagem (STM-n). O alinhamento em SDH é o procedimento na qual a informação do ponteiro (deslocamento) do VC-n (em que $n=12$; três ou quatro) é incorporada num TU-n (em que $n=12$ ou três) ou numa AU-4 (no caso dos VC-4) quando se adapta a referência de quadro da entidade de transporte que a suporta.

4.8 Constituição do Quadro SDH

A quadro STM é toda a estrutura necessária para suportar ligações entre 2 pontos em SDH. Esta pode ser dividida em três campos: Payload; SOH e AU Pointer (ponteiro da unidade administrativa). A sua estrutura poderá ser representada pela Figura 27:



Fonte: LEE (1993)

Figura 27 – STM-N: Estrutura de informação de nível N para SDH

SOH- Secção de Overhead de Informação

AU- Apontadores para Unidade/s Administrativas

Payload- Informação

- Organizado num bloco que se repete de 125us em 125us.

- Representação Bidimensional

O quadro abaixo apresenta a estrutura do cabeçalho do quadro STM-1.

A1	A1	A1	A2	A2	A2	J0	X	X
B1	●	●	E1	●		F1	X	X
D1	●	●	D2	●		D3		
AU pointer								
B2	B2	B2	K1			K2		
D4			D5			D6		
D7			D8			D9		
D10			D11			D12		
S1					M1	E2		

RSOH

- A1, A2 - Alinhamento do Quadro.
- B1, B2 - Monit. de Qualidade e Paridade
- D1, D12 - Gestão de Rede
- E1, E2 - Canais de Voz.
- J0 (C1) - Identificador de percurso
- K1, K2 - Controle de Proteção.

MSOH

- S1, E2 - Indicador de Qualidade de Relógio.
- X - Uso nacional
- - Uso dependente do Link (Físico)

O quadro a seguir apresenta a estrutura do POH e alta e baixa ordem

POH de alta Ordem

J1
B3
C2
G1
F2
H4
F3
K3
N1

J1 - Indicação de Caminho
 B3 - Monitorização de Qualidade
 C2 - Formato do Container
 G1 - ACK de Erro de Transmissão
 F2, F3 - Manutenção.
 H4 - Indicação de SuperQuadro
 K3 - Sinal de proteção automática
 N1 - Monitorização de Conexão 'Tandem'

POH de baixa ordem

V5 - Indicação e Monitorização de Erros

V5
J2
N2
K4

- BIP-2 - Paridade
- REI - Indicação de erro remoto
- RFI - Indicação de falha remota
- RDI - Indicação de defeito remoto
- Signal Label - etiqueta de sinal de VC
- J2 - Indicação de Caminho
- K4 - Sinal de proteção automática
- N2- Monitorização de Conexão 'Tandem'

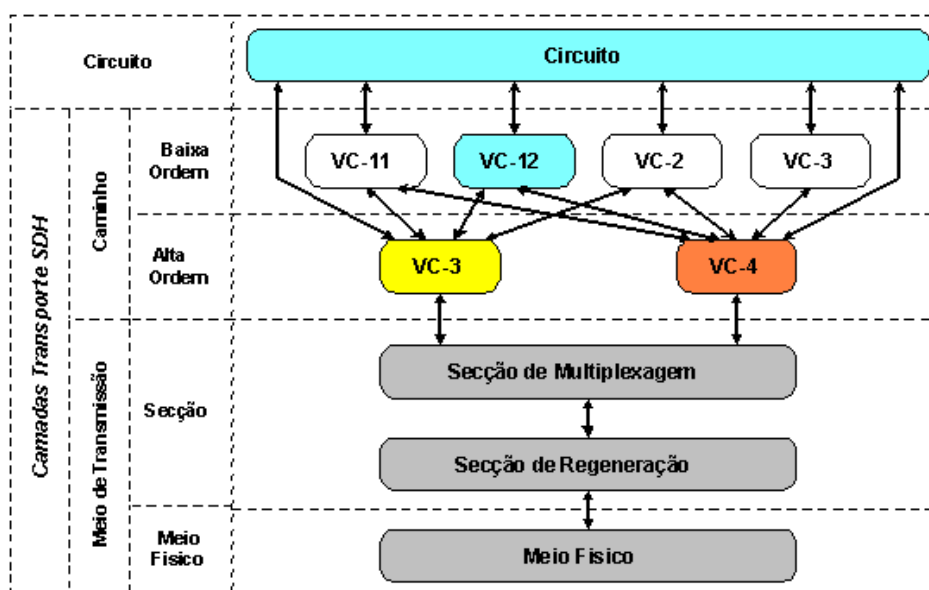
BIP-2	REI	RFI	Signal Label	RDI			
1	2	3	4	5	6	7	8

Byte V5

Fonte: LEE (1993)

No nosso caso, o quadro VC-12 terá seu cabeçalho iniciado com o byte V5, J2, N2 e K4 e irá se repetir de 500 em 500µ segundos.

A Figura 28 apresenta camadas de transporte no sistema SDH. Em especial, marca-se o encaminhamento de um sinal de 2,048Mbps através do caminho de alta / baixa ordem até a entrada / saída deste sinal no circuito.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 28 – Encaminhamento dos sinais em VC-12

4.9 Equipamentos SDH

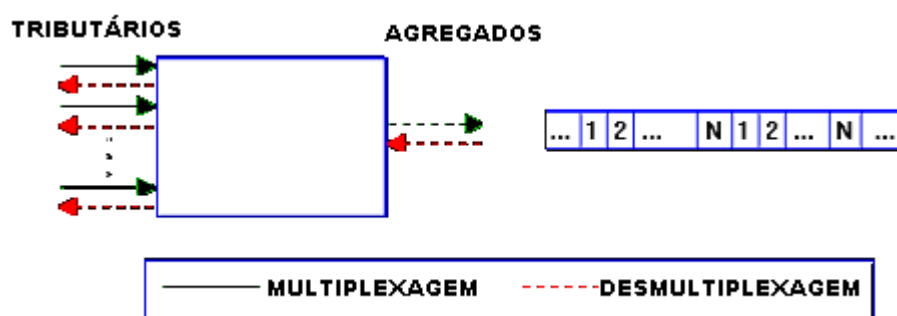
Existem vários fabricantes a nível mundial que fabricam equipamentos SDH, no entanto, todos eles respeitam as normas pelo que, na teoria, é possível num determinado anel existir equipamento de diversos fabricantes. Assim, basicamente os equipamentos SDH são constituídos por:

4.9.1 Multiplexadores

Existem dois tipos de multiplexadores, o TM (terminal *Multiplexers*) usado basicamente nas linhas ponto a ponto e os ADM (*Add/Drop Multiplexers*). Há a possibilidade de flexibilizar o equipamento (hardware) para que um ADM seja configurado como TM ou DXC (*Digital cross connect*) de pequena capacidade. Na rede, existem equipamentos tanto de tecnologia PDH e SDH e, apesar de já não se investir em PDH existe a necessidade de se efetuar mudanças de tráfego de PDH para SDH, tornando necessário interfacear PDH com SDH. Essa interface é efetuada pelo TM e ADM. No equipamento SDH existem placas tributárias de 2Mbps,

34Mbps e 140Mbps que disponibilizam entradas para os sinais PDH das diversas hierarquias.

Assim os TM possuem apenas funções de multiplexagem /desmultiplexagem no tratamento dos sinais tributários e agregados. Estes TM podem realizar as funções de multiplexagem por dois processos: com posicionamento fixo dos tributários no sinal agregado ou com a possibilidade de atribuição flexível da posição dos tributários no sinal agregado. Basicamente os TM poderão ser representados pelo seguinte esquema da Figura 29:

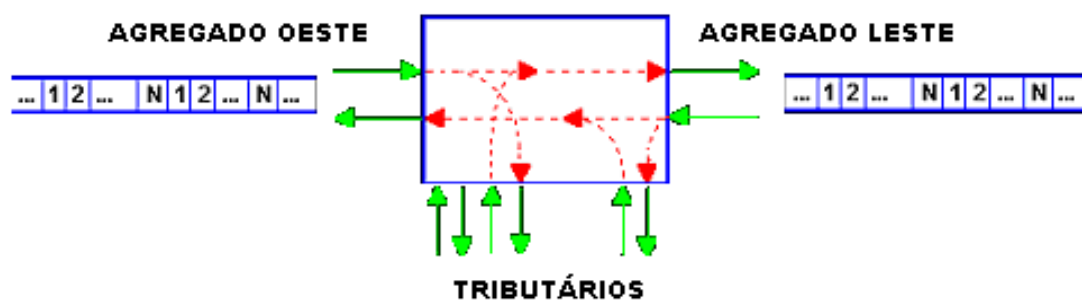


Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 29 – Multiplexador Terminal

4.9.2 ADM (Add&Drop Multiplexer)

É uma das grandes vantagens do SDH sobre o PDH, é a possibilidade de retirar qualquer um dos sinais que constituem o sinal STM-n sem haver a necessidade de efetuar a desmultiplexagem e terminar o sinal STM-n (utilização de ponteiro). Este ADM é muito utilizado, pela sua característica, na topologia em anel e o seu esquema pode ser representado pela Figura 30.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 30 – ADM

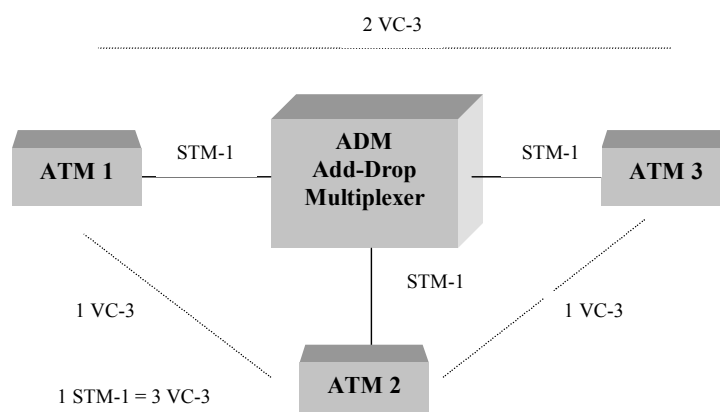
Tal como nos TM também existem vários tipos de ADM consoante o débito dos sinais de tributários e os agregados.

4.9.3 Digital Cross-Connect (DXC)

Este equipamento fornece a possibilidade de comutar qualquer entrada para qualquer saída sem a necessidade de qualquer controlador externo. Existem 3 tipos de DXC em SDH, sejam de sinais de alta, baixa ou alta e baixa ordem.

4.10 Mapeamento ATM em SDH

A Figura 31 apresenta um exemplo de mapeamento ATM sobre SDH. Observe que os sinais STM-1 da Figura são diferentes, pois cada um deles é desmontado e remontado novamente. Assim, do ATM1 para o ADM, existem 3 VC-3 num sinal STM-1. Esse sinal é desmontado no ADM, derivado para o ATM2 e remontado para transmissão ao ATM3.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 31 – Montagem e desmontagem no ADM para quadros VC-3

No caso do ATM, as seguintes estruturas de quadros estão padronizadas:

Estrutura	Taxa de bit (Mbps)
2,048 Mbps	1,920
34,368 Mbps	33,894
139,264 Mbps	138,240

Quadro 3 - estruturas de quadros ATM

4.10.1 Mapeamento por células

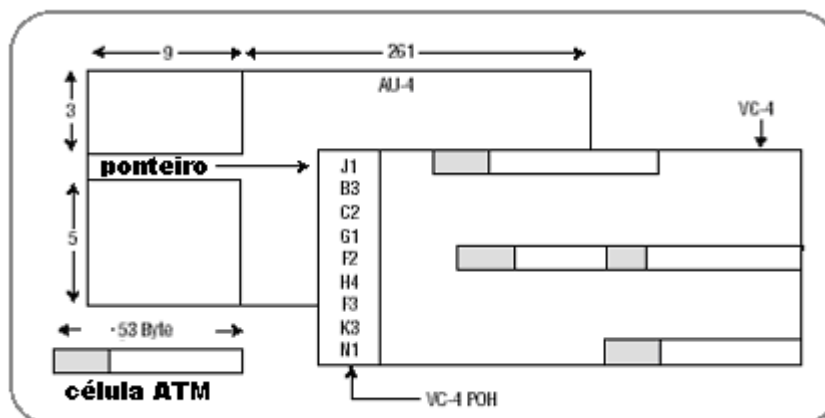
No caso de ATM sobre células, tem-se as seguintes estruturas para transmitir informações:

Estrutura	Taxa de bit (Mbps)
155,52 Mbps	149,760
622,080 Mbps	599,040

Quadro 4 – Mapeamento ATM

O overhead nesse caso é devido a células de gerência. O máximo espaçamento entre células é de 26, e a 27^a célula é destinada à camada física - *idle* ou OAM (*Operations And Maintenance*). Corresponde aos fluxos f1, f2 e f3 de camada física, ou seja, é equivalente ao RSOH, MSOH e POH no SDH.

Diferentemente dos canais E1, a célula ATM é montada nos quadros STM-n de forma seqüencial até completar o quadro. A Figura 32 apresenta esta idéia.



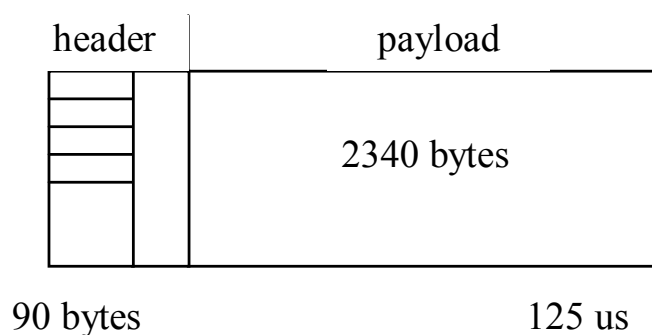
Fonte: LEE (1993)

Figura 32 – Mapeamento de células ATM

4.10.2 Overhead do mapeamento ATM

A taxa de bits é sempre a mesma, ou seja, o overhead é constante nos vários mapeamentos. A Figura 33 exemplifica o mapeamento do ATM para o SDH.

Sinal STM-1



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 33 - Composição do sinal STM-1

- $2340 + 90 = 2430$ bytes
- Taxa total de transmissão = 2430 bytes em $125 \mu\text{s} = 19440$ bits em $125 \mu\text{s} = 155,52$ Mbps

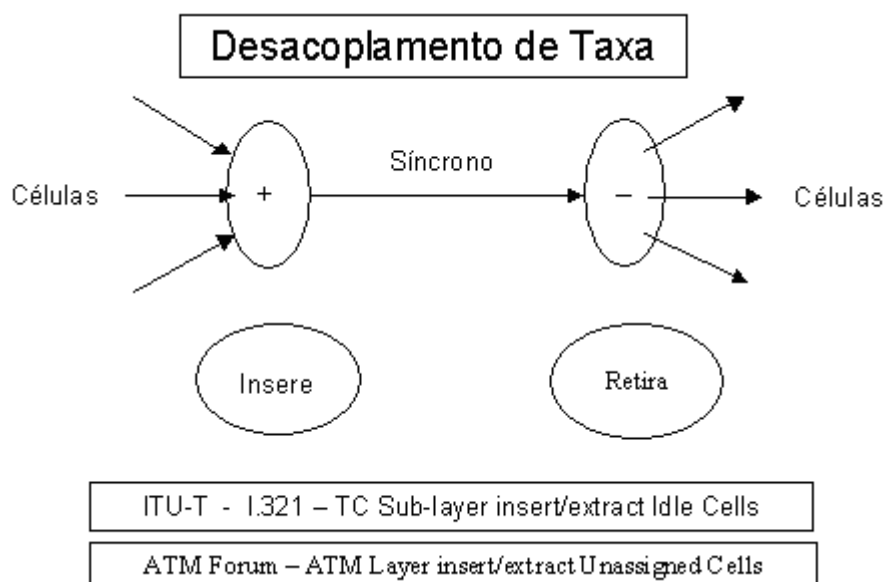
- Taxa de payload = 2340 bytes em 125 us = 18720 bits em 125 μs = 149,76 Mbps

O *overhead* do STM, tem o *overhead* da célula, que possui 5 bytes de cabeçalho e 48 bytes de carga útil, portanto a taxa útil de transmissão é:

- Taxa útil de transmissão = $48/53 \times 149,76 \text{ Mbps} = 135,631698 \text{ Mbps}$
- Células de informação / s = $135,631698 \text{ Mbps} / (48 \times 8) \text{ bits} = 353.208$ células por segundo

4.10.3 Desassociação das taxas de células

No caso do ATM sobre o SDH, existe uma transmissão assíncrona sobre um meio síncrono. Dessa forma, se a camada superior não tem informações a transmitir, a taxa de células no meio físico deve permanecer constante. É função da camada física inserir na origem e retirar no destino células "idle" quando o ATM não fornece células úteis para transmissão. A Figura 34 ilustra este caso.

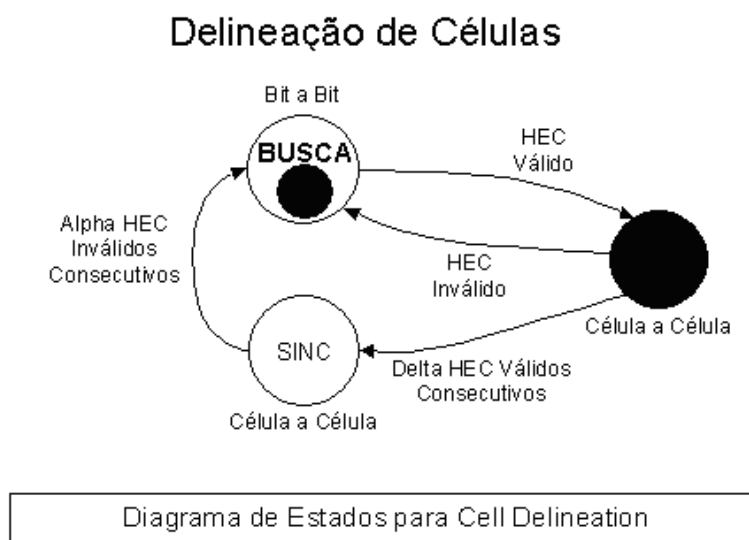


Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 34 – Desacoplamento de taxa ATM

Delineação de células

O sincronismo para delimitar o início da célula é feito através do HEC. Como o algoritmo é conhecido (CRC-8) e, sabe-se que os quatro primeiros bytes do cabeçalho geram a última, basta ir lendo byte a byte até “fechar”. Testa-se célula a célula por determinado número de vezes. Se repetir, sincronizou. As Figuras 34 e 35 ilustram este caso.



Fonte: Elaborado pelo autor

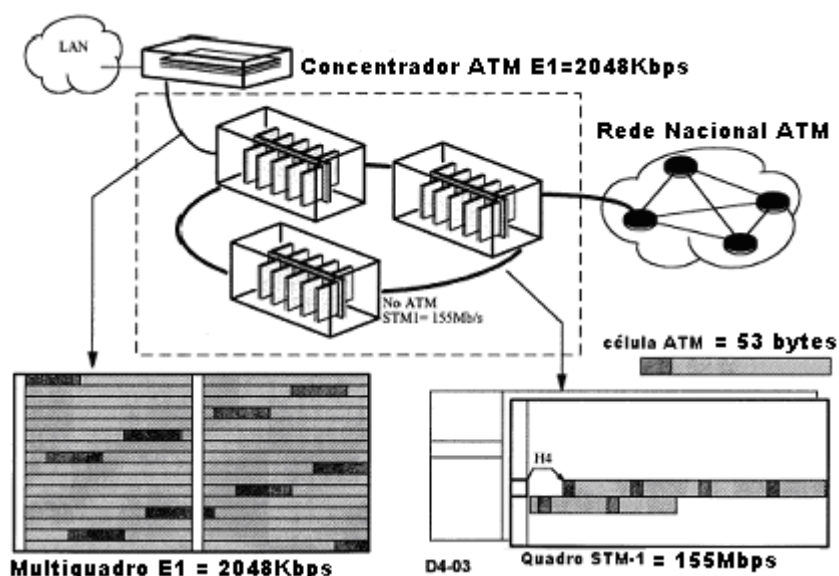
Figura 35 - Diagrama de Estados para *Cell Delineation*

4.10.4 ATM Sobre E1

O padrão G.804 define o mapeamento de células ATM em quadros E1 dentro de 30 *time slots* que são disponíveis para utilização do envio de dados.

Lembrando que o *time slot* 0 carrega informações de alinhamento, notificação de alarme remoto e informações de CRC e, o *time slot* 16, carrega informações de sinalização. Cada *time slot* E1 é um canal puro e o ATM deve ser mapeado diretamente dentro do quadro e reconhecido, no caso do ADM, através do HEC para delimitamento de cada célula.

A Figura 36 apresenta a forma de mapeamento das células sobre o E1 e sobre o SDH.



Fonte: MIAH (1999)

Figura 36 – Mapeamento do ATM em E1 e STM-1

Uma alternativa para alguns ADMs é a utilização do PLCP (*Physical layer convergence protocol*), que utiliza um cabeçalho adicional para delinear o início e o fim de cada célula dentro do quadro E1 e, assim reduzindo a taxa efetiva de carga. Por causa do PLCP adicionado no cabeçalho, o ADM repassa este PLCP.

Considerando, com mais detalhes, o quadro E1 possui exatamente 32 bytes ($32 \times 8 = 256$ bits). Deste modo o E1 mapeia as células ATM com os bits 9 até o bit 128 e 137 até 256 (menos o slot 0 e o 16, ou seja, 240 bits).

CAPÍTULO 5

5 – CONSTRUÇÃO DO SIMULADOR

Construiu-se um simulador que apresenta a quantidade máxima de fontes que ingressam e permanecem no *buffer* para serem lidas pelo multiplexador a partir de fontes randômicas do tipo CBR. Estas fontes serão armazenadas para formação, por exemplo, de um quadro STM-n. Quando estas fontes estão armazenadas, pode-se medir o tempo de espera, o tamanho do buffer e a probabilidade de perda. Estes parâmetros são importantes para o dimensionamento do *buffer* tanto no tamanho como na qualidade de serviço. Utilizou-se um pacote computacional (MATLAB) que é uma boa ferramenta para construção deste simulador.

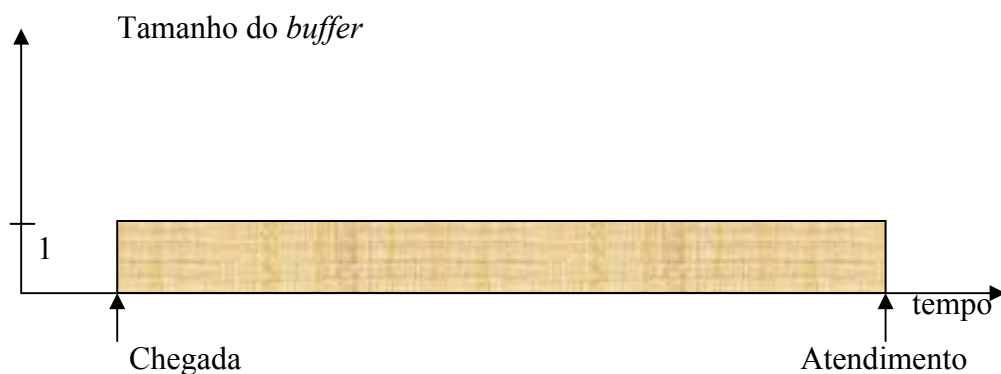
5.1 Elaboração do simulador

Um multiplexador atende uma fonte de dados num determinado instante de tempo. Para duas ou mais fontes que ingressam no multiplexador, deve-se atender uma fonte a cada instante de tempo, ou seja, uma de cada vez. Caso estas fontes ingressem ao mesmo tempo, o que é comum, seria necessário armazenar cada uma destas fontes para um atendimento posterior, do contrário, as fontes seriam perdidas visto que o multiplexador só atende uma fonte por vez. Para que um sistema funcionasse sem buffer, seria necessário um perfeito sincronismo entre o instante de chegada de uma fonte e o instante de atendimento, o que nem sempre acontece.

O *buffer* é uma memória utilizada para evitar que fontes que ingressam no sistema sejam perdidas.

Para explicar o funcionamento do simulador, considera-se o esquema da Figura 37. Esta Figura apresenta uma fonte de chegada e o atendimento pelo multiplexador.

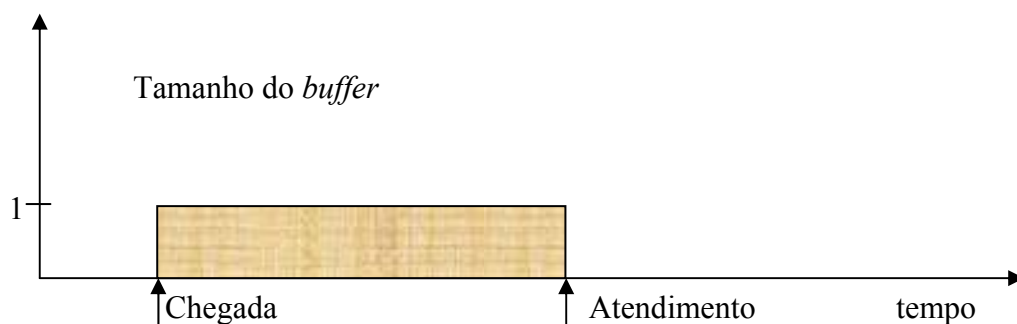
Percebe-se que a fonte permanece no buffer somente entre o instante de chegada e o instante de atendimento.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 37 – Tempo de permanência de um slot no *buffer*

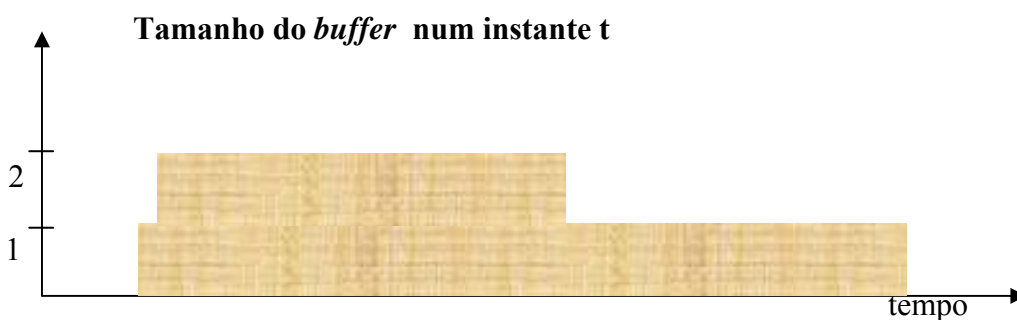
Durante este tempo, entre chegada e atendimento, o slot ou célula permanece no *buffer* de entrada do multiplexador. O gráfico da Figura 38 mostra um enésimo byte de um *time slot* n.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 38- Tempo de permanência de um slot n no *buffer*

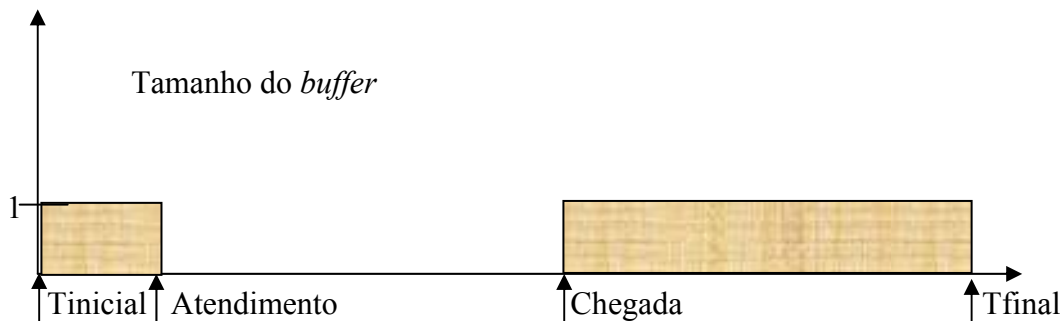
Resultado do *buffer* para o instante considerado levando em conta a soma das Figuras 37 e 38



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 39 – Quantidade de buffers ocupados num instante t

A Figura 40 apresenta o esquema da chegada de uma fonte depois do atendimento pelo multiplexador.



Fonte: Elaborado pelo autor

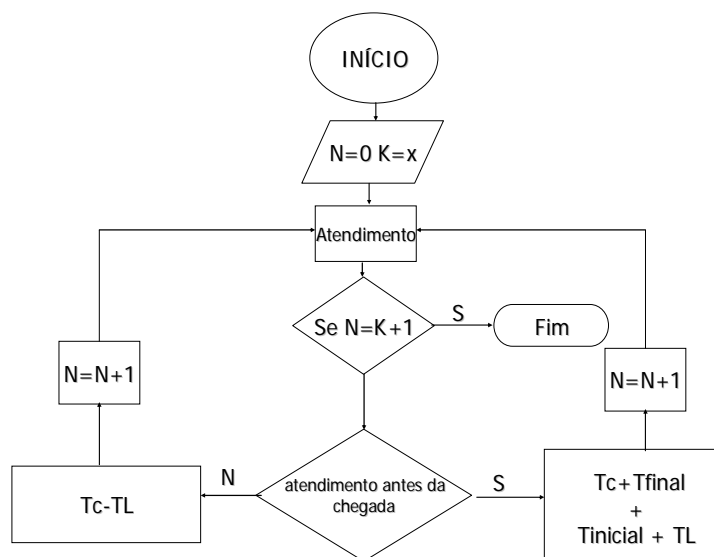
Figura 40- Permanência de um slot no *buffer* para chegada após atendimento

Como a leitura é feita de forma temporal, após o atendimento da última fonte de entrada (T_{final}), é reiniciada a leitura da primeira fonte (T_{inicial}). Na Figura 40 o atendimento ocorreu antes da chegada e, num primeiro momento transmitiu-se um slot vazio. Após a chegada do slot, o mesmo deverá aguardar no buffer até que o multiplexador atenda esta posição novamente.

A Figura 41 mostra o fluxograma para montagem da situação do buffer em cada situação e o resultado da condição de máximo valor atingido pelo buffer na entrada do multiplexador.

No fluxograma T_C representa o tempo de chegada do slot ou célula no equipamento multiplexador. T_L representa a leitura ou atendimento do slot para montagem de um quadro SDH. “x” é o número de fontes que chegam ao nó de concentração.

Neste fluxograma, podem ocorrer duas situações, ou seja, atendimento antes da chegada do slot ou célula ou atendimento depois da chegada do slot ou célula. Se o atendimento não ocorrer antes da chegada, simplesmente conta-se o tempo entre chegada (T_C) e atendimento (T_L) e a respectiva posição, caso contrário, conta-se o tempo entre a chegada (T_C) e o T_{final} mais o T_{inicial} e o tempo de atendimento (T_L) e a respectiva posição. Incrementa-se o contador para leitura das demais posições da matriz e se obtém a condição do valor máximo de fontes que estarão no buffer para serem atendidos. Inicialmente verifica-se um exemplo com dez fontes para exemplificar o esquema da simulação.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 41- fluxograma do simulador

Como exemplo, para facilitar a explicação deste simulador, foram consideradas 10 fontes de entrada. As linhas de programa para o software utilizado estão estruturadas da seguinte forma:

N = 10 - Número de fontes;

r = 0.90 – carga do sistema (ρ)

a=(1:10) - Cria uma matriz de atendimento de 1 linha por dez colunas na forma [1 2 3 4...10];

z=0; inicializa a variável $z=0$;

for t=1:10.. – inicializa um contador para obter um número de experimentos

b=ceil(rand(1,10)*10) – Forma uma matriz randômica variando de 1 a 10 com 1 linha por dez colunas;

t = round (N*r) – calcula o número de fontes no sistema em função de ρ

for x= t+1:N – contador de $t+1$ até N

b(1,x) = t+1 – seta a matriz de entrada em função de ρ

t=t+1 – incrementa contador

end

c = a - b – Subtrai a matriz **a** pela matriz **b** gerando uma matriz **c** . Esta matriz **c** verifica a situação da chegada do *time-slot* ocorrer antes ou depois do atendimento do multiplexador;

e=zeros(1,10); - Forma uma matriz **e** de zeros [0 0 0 ...0 0];

for k=1:10 – Inicializa um contador para atendimento de cada posição da matriz

d=zeros(1,10); - Cria uma matriz **d** de zeros [0 0 0 0 ...0 0];

if c(1,k)<0 - Verifica-se posição por posição da matriz **c**, para determinar se a leitura do multiplexador ocorre antes ou depois da chegada do TS;

for x=b(1,k):10 – Seta as colunas variando de (1,k) até 10;

d(1,x)=1; seta a posição (1,x) =1;

end

for x=1:a(1,k)-1 - Seta as colunas variando de 1 até (1,k)-1;

d(1,x)=1;

end

end

if c(1,k)>0 Verifica-se posição por posição da matriz **c**, para determinar se o atendimento do multiplexador ocorre antes ou depois da chegada do TS;

for x=b(1,k):(a(1,k)-1) Seta as colunas variando de (1,k) até posição da leitura;

d(1,x)=1; seta a coluna variando de (1,k) até a(1,k)-1;

end

end

if c(1,k)==0 Neste caso, o atendimento é feito no momento da chegada do TS;

d=zeros(1,10);

end

e=d+e - soma a posição dos slots para cada uma das posições;

end

y=max(e) - armazena o valor máximo para cada atendimento num instante t;

if y>z

z=y; - atribui à variável **z**, o valor máximo encontrado no total de

experimentos.

end

end

z – apresenta o valor máximo do *buffer*.

Programa retirado do MATLAB:

```

N=10
r=0.8
a=(1:10);
z=0;
for t=1:1
    b=ceil(rand(1,10)*10);
    t=round(N*r)
    for x=t+1:N
        b(1,x)=t+1
        t=t+1
    b;
end
    c=a-b;
    e=zeros(1,10);
    for k=1:10
        d=zeros(1,10);
        if c(1,k)<0
            for x=b(1,k):10
                d(1,x)=1;
            end
            for x=1:a(1,k)-1
                d(1,x)=1;
            end
        end
        if c(1,k)>0
            for x=b(1,k):(a(1,k)-1)
                d(1,x)=1;
            end
        end
        if c(1,k)==0
            d=zeros(1,10);
        end
        e=d+e
    end
y=max(e)
if y>z
    z=y;
end
end
z

```

Resultados do simulador para este exemplo

```

N= 10
r= 0.8000
a= 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 (atendimento)
b= 1 8 5 10 5 5 9 6 9 10 (chegada)
t= 10
e= 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0
e= 1 0 0 0 0 0 0 1 1 1
e= 2 1 0 0 1 1 1 2 2 2
e= 3 2 1 0 1 1 1 2 2 3
e= 3 2 1 0 1 1 1 2 2 3
e= 4 3 2 1 3 2 1 2 3 4
e= 4 3 2 1 3 3 2 2 3 4
e= 4 3 2 1 3 3 2 2 3 4
y= 4
z= 4

```

y = 4 (condição de máximo)

No exemplo acima, a linha “a” representa o atendimento do multiplexador, ou seja, efetua a primeira leitura no tempo “1”, a segunda leitura no tempo “2” e assim por diante de forma seqüencial até completar as 10 leituras que representa o tempo “10”.

A linha representada pela letra “b” é originada de forma aleatória, gerado pelo MATLAB com chegadas ocorrendo nos tempos de 1 a 10.

No caso de $\rho=0.8$, as últimas duas posições são marcadas para não interferir na posição de chegada e leitura, ou seja, não ocupa espaço no buffer e não interfere na carga do sistema, como se percebe nas duas últimas linhas “e”.

Considerando a primeira linha “e” do exemplo, existe a representação do primeiro instante de chegada e atendimento, ou seja, o atendimento ocorre no tempo 1 e a chegada ocorre no tempo 1. Conclui-se para este caso, que este slot não permanecerá no buffer do multiplexador, ou seja, é atendido no momento da sua chegada.

Considerando a segunda linha “e” do exemplo, se tem a representação do segundo instante de chegada e atendimento, ou seja, o atendimento ocorre no tempo 2 e a chegada ocorre no tempo 8. Conclui-se para este caso que este slot permanecerá

no buffer do multiplexador no período de 8 a 10 e de 10 a 1, quando efetivamente será atendido no tempo 2. Verifica-se, pelo resultado final, uma fotografia do estado do buffer para esta situação.

Como resultado final, a última linha com fontes em CBR, tem-se a situação de máximo no instante 1 e instante 10 em que a ocupação do buffer é igual a 4 *slots* ou células. Se cada célula possui 53 bytes, este buffer deverá possuir, para este ponto, um acúmulo máximo de 212 bytes. Nos exemplos abaixo, simula-se outras vezes para que se possa medir, em função do número de experimentos, o valor máximo que o buffer pode atingir e, em função de um valor de ρ .

N = 10
r = 0.5000 ($\rho = 0.5$)
a = 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 (atendimento)
b = 8 4 9 6 4 6 7 8 9 10 (chegada)
e = 0 0 0 0 0 0 0 1 1 1
e = 1 0 0 1 1 1 1 2 2 2
e = 2 1 0 1 1 1 1 2 3 3
e = 3 2 1 1 1 2 2 3 4 4
e = 3 2 1 2 1 2 2 3 4 4
e = 3 2 1 2 1 2 2 3 4 4
e = 3 2 1 2 1 2 2 3 4 4
e = 3 2 1 2 1 2 2 3 4 4
e = 3 2 1 2 1 2 2 3 4 4

y = 4 (condição de máximo para este experimento)

N = 10
r = 0.2000 ($\rho = 0.2$)
a = 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 (atendimento)
b = 8 10 3 4 5 6 7 8 9 10 (chegadas)
e = 0 0 0 0 0 0 0 1 1 1
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2
e = 1 0 0 0 0 0 0 1 1 2

y = 2 (condição de máximo)

N = 10
r = 0.9000 ($\rho = 0.9$)
a = 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 (atendimento)
b = 6 5 6 4 5 3 6 8 6 10 (chegada)
e = 0 0 0 0 0 1 1 1 1 1
e = 1 0 0 0 1 2 2 2 2 2
e = 2 1 0 0 1 3 3 3 3 3
e = 2 1 0 0 1 3 3 3 3 3
e = 2 1 0 0 1 3 3 3 3 3
e = 2 1 1 1 2 3 3 3 3 3
e = 2 1 1 1 2 4 3 3 3 3
e = 2 1 1 1 2 4 3 3 3 3
e = 2 1 1 1 2 5 4 4 3 3
e = 2 1 1 1 2 5 4 4 3 3
y = 5 (condição de máximo)

z = é uma condição de máximo para todos os n experimentos

y é a quantidade máxima de fontes que entraram no sistema e estão aguardando para serem atendidas pelo multiplexador para cada simulação feita (z, é o maior valor de y para “n” experimentos). A não existência destes *buffers*, implica que estes *slots* ou células serão perdidos.

CAPÍTULO 6

6 – RESULTADOS EXPERIMENTAIS

Os resultados foram alcançados a partir das simulações considerando, como exemplo, 63 fontes E1 num multiplexador tipo SDH STM-1. Um valor importante para análise, é o tempo de espera (*waiting time*) que um slot ou célula deverá aguardar até ser atendido e, durante este tempo, estará armazenado em uma posição do *buffer*. Dependendo do tamanho do buffer, podem ocorrer perdas de células ou *slots*. Este tempo deve ser levado em consideração quando se considera um ou mais multiplexadores no encaminhamento da informação da origem até o destino. A soma destes tempos, quando se leva em conta a qualidade em função dos atrasos deve ser analisada com critério. No caso de voz e vídeo em tempo real, os valores máximos admitidos estão mostrados na Quadro 5.

	Aplicação Tipo de componente	Atraso requerido	Variação do atraso requerido	Component Sync. requerido	Probabilid ade de bloqueio requerido	Banda passante
1	Telefonia, Fixa	60-150 ms (24-78 ms)	10 ms (entre pacotes)	sem	1%	64 kbit/s
2	Telefonia, HQ fixa	60-150 ms (24-78 ms)	10 ms (entre pacotes)	sem	1%	128 kbit/s
3	Telefonia, Móvel	60-150 ms (24-78 ms)	10 ms (entre pacotes)	sem	2%	13 kbit/s
4	Video Interativo	60-150 ms (24-84 ms)	10 ms (entre pacotes)	120 ms (entre audio e video)	2%	384 – 4000 kbit/s
5	Video/audio streaming Q)		15 ms (entre objetos)	20 ms (entre objetos de audio e video)	5%	64 –384 kbit/s

	Aplicação Tipo de componente	Atraso requerido	Varição do atraso requerido	Component Sync. requerido	Probabilid ade de bloqueio requerido	Banda passante
6	Video/audio broadcasting (HQ)	high	10 ms	120 ms (entre audio e video)	1%	6 Mbit/s
7	Jogos	60-150 ms (24-78 ms)	25 ms		5%	5/10/100 Mbit/s 50/500 kbit/s

	Aplicação Tipo de componente	Atraso req.	Varição do atraso req.	Prob.de bloqueio. req.	Típico tamanho de bloco/ volu- me de dados
8	Web browsing	4 s	baixo	baixo	100 kbyte
9	Transferência de arquivo	15 s	baixo	baixo	200 kbyte – 40 Mbyte
10	Backup	1 hour	baixo	baixo	100 Gbyte
11	Mensagem	60 s	baixo	baixo	1 Mbyte
12	Transações	4 s	baixo	alto	100 kbyte

Fonte: EURESCOM (2000)

Quadro 5. Aplicações em tempo real (HQ – Alta qualidade, LQ – baixo qualidade).

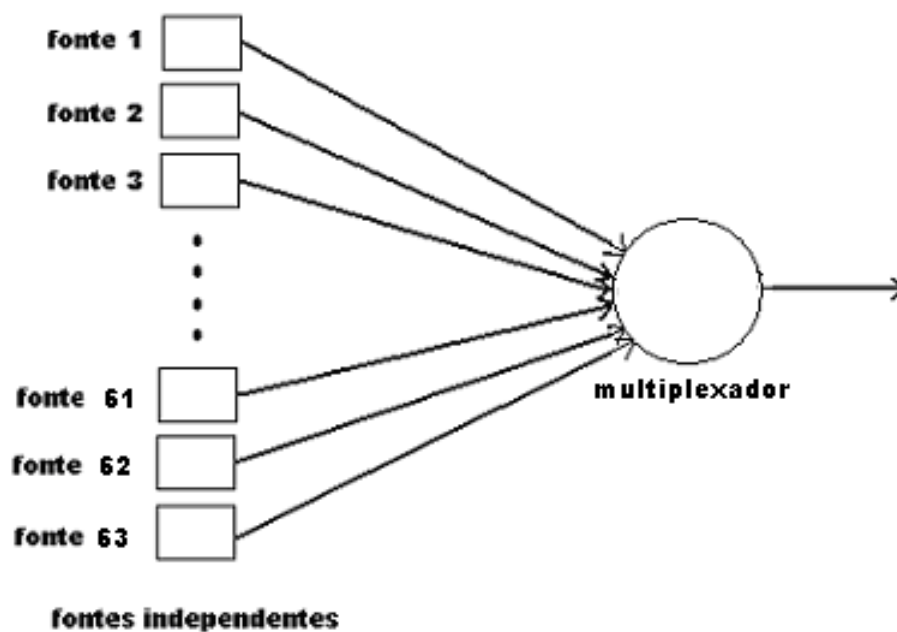
6.1 Estudo de caso

No caso da Figura 42, 63 fontes de entrada enviam slots para um sistema de multiplexação. Cada uma destas fontes são canais em CBR de 2Mbps, ou seja 30 canais de voz e 2 canais de sinalização e controle totalizando 32 canais de 64Kbps ou mesmo canais de dados.

Todas as fontes são fontes independentes, ou seja, não existe um sincronismo entre fontes e, duas ou mais fontes podem estar enviando dados ao mesmo tempo.

Para que o sistema funcione, considera-se que a capacidade do canal de saída é de 155 Mbps.

Esquema para experimento:



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 42 – Experimento

Adaptou-se o exemplo de 10 fontes do capítulo 5 para 63 fontes com posições possíveis para cada *time-slot* e comparou-se com o tempo em que cada time slot é retirado do buffer (atendimento) para formação do quadro de saída através de uma matriz de 1 x 63 fixa (leitura do multiplexador de 1 a 63).

Simulando esta situação n vezes, tem-se uma situação máxima do tamanho da ocupação do *buffer*.

O programa simulado encontra-se em anexo.

Para cada situação, considera-se a posição máxima de cada uma das 63 posições do *buffer* no interior do multiplexador

Simulando o programa n vezes para $\rho=0.99$ se obtém:

n

10 vezes : posição máxima = 40 TS armazenados para serem lidos;

100 vezes : posição máxima = 41 TS armazenados para serem lidos;

1.000 vezes : posição máxima = 45 TS armazenados para serem lidos;

10.000 vezes : posição máxima = 48 TS armazenados para serem lidos;

100.000 vezes: posição máxima = 47 TS armazenados para serem lidos;

1.000.000 vezes : posição máxima = 49 TS armazenados para serem lidos.

$Q(x)$ = probabilidade de perda.

QUADRO 6 – Distribuição do resultado da simulação, em software, São Paulo, 2004

Número de experimentos	Tamanho do <i>buffer</i>	Máx tempo de espera	Probabilidade de perda
10	40	2,47 μ s	$>0,1$
100	41	2,54 μ s	$10^{-2}<Q(x)<10^{-1}$
1.000	45	2,78 μ s	$10^{-3}<Q(x)<10^{-2}$
10.000	47	2,91 μ s	$10^{-4}<Q(x)<10^{-3}$
100.000	48	2,97 μ s	$10^{-5}<Q(x)<10^{-4}$
1.000.000	49	3,03 μ s	$10^{-6}<Q(x)<10^{-5}$

Fonte: Elaborado pelo autor.

Para um elevado número de experimentos, 77,78% das fontes que ingressam no sistema de forma aleatória, estão armazenadas nos *buffers* para serem atendidas. No caso de 63 fontes E1, o tempo em que uma fonte entra no sistema até o momento em que é atendida, pode variar de 0 a 3,9 μ s, ou seja, tempo de chegada e o tempo de leitura da fonte. Com isto, o tempo médio de leitura será de 3,033 μ s (tempo médio da informação no *buffer*). A probabilidade de perda com 49 TS, neste caso, é da ordem de $10^{-6}<Q(x)<10^{-5}$.

Simulando o programa n vezes com ρ x tamanho do buffer se tem:

QUADRO 7 – Simulação com valores de ρ , em software, São Paulo, 2004

ρ	Tamanho do buffer $\rho/n=10$ experimentos	Tamanho do buffer $\rho/n=100$ experimentos	Tamanho do buffer $\rho/n=1000$ experimentos	Tamanho do buffer $\rho/n=10000$ experimentos	Tamanho do buffer $\rho/n=100.000$ experimentos	Tamanho do buffer $\rho/n=1.000.000$ experimentos
0.1	6	6	6	6	6	6
0.2	13	13	13	13	13	13
0.3	16	18	19	20	20	20
0.4	23	25	25	25	25	25
0.5	27	30	30	31	31	31
0.6	30	32	35	36	37	37
0.7	34	35	38	38	39	40
0.8	35	37	39	40	41	42
0.9	37	40	43	43	43	44
0.95	40	43	43	44	45	47
0.99	40	41	45	47	48	49

Fonte: Elaborado pelo autor.

6.1.1 Análise teórica da fila nD/D/1

A probabilidade de perda para um sistema nD/D/1 é dado pela fórmula abaixo.

O resultado para uma fila com 63 e $\rho = 0,95$ utilizando o software *mathematica* é:

$$Q(x) = \frac{\rho^{63} \sum_{h=0}^{63-x} \frac{\rho^h}{h!} \left(\frac{\rho}{d} \right)^x}{\sum_{h=0}^{63-x} \frac{\rho^h}{h!} \left(\frac{\rho}{d} \right)^x + \sum_{h=0}^{63-x} \frac{\rho^h}{h!} \left(\frac{\rho}{d} \right)^x \left(\frac{\rho}{d} \right)^m}$$

Fonte: VIRTAMO (1998)

onde:

n = número de fontes;

$\rho = n / d$;

m = variável de controle para o somatório;

x = tamanho do buffer.

QUADRO 8 – Cálculo do $nD/D/1$ para 63 fontes, em software, São Paulo, 2004

x	$Q(x)$
0	0.95
10	0,014450485
20	3,47372E-07
30	5,89374E-15
50	1,20506E-44
63	0

Fonte: Elaborado pelo autor.

O Quadro 8, foi calculado com o auxílio do software *mathematica*, BAHDER (1995) e, apresenta o resultado de $Q(x)$, que é a probabilidade de perda de slot em função do tamanho do buffer “ x ” que, no caso, varia de 0 a 63 fontes.

A fórmula de $nD/D/1$ é bastante otimista pois, não considera o tamanho da fonte. Com o resultado do Quadro 8 e, analisando o resultado do simulador, observa-se que um sistema real para este tipo de distribuição está entre o $nD/D/1$ (sistema otimista) e o sistema de filas $M/D/1$ (sistema mais pessimista).

M. Grossglauser e S. Keshav, GROSSGLAUGER (1996), no seu artigo “on CBR service” mostra ainda que não está claro qual a melhor forma para apresentar a distribuição da fila para o cálculo da construção do tamanho dos *buffers* necessários para não ocorrer perda de dados no processo de envio destes dados através de uma rede. Também não está suficientemente claro qual a melhor disciplina de tratamento de filas, ou seja, FCFS, RR (Round Robin), WRR, dependendo do tipo de informação. O simulador apresenta uma forma mais real de dimensionar o tamanho do buffer e, por consequência, os tempos de atraso no interior dos equipamentos de multiplexação. No simulador, para 1.000.000 de experimentos, o tamanho do buffer deve ser de 49 *times slots* ou células (dependendo do tipo de rede).

CAPÍTULO 7

7 - CONCLUSÕES

O estudo baseou-se no comportamento de uma fila na entrada de um multiplexador e, em especial, no comportamento desta fila considerando um equipamento presente em diversas redes WANs do tipo SDH com tráfego CBR. O simulador desenvolvido trabalha diretamente com a quantidade de células ou *time slots* no *buffer* destes multiplexadores. O simulador fornece dados para o cálculo do tempo médio de permanência de uma informação no interior destas filas e a probabilidade de perda de células / *slots*. Este tempo é importante quando se leva em conta a qualidade do serviço.

O tempo gasto por uma informação em tráfego CBR a partir do momento que ingressa no multiplexador até o momento em que esta informação deixa o multiplexador para ser inserido no anel dentro de um quadro STM-1, pode ser prejudicial à qualidade de serviço dependendo da aplicação desejada. No caso do estudo, leva-se em consideração voz e vídeo em tempo Real.

No gráfico da Figura 43 com 95% de carga, o tempo de permanência de um slot no interior do multiplexador para 63 fontes é igual a 3,21 μ s. Considerando o simulador desenvolvido, o tempo gasto na fila é igual a 3,03 μ s

Em relação à Quadro 5, o fluxo em CBR apresenta bons resultados em termos de qualidade e baixos atrasos para uma rede que transmite dados em tempo real como no caso de voz e vídeo de alta qualidade.

A fórmula de tempo de espera (*waiting time*, BARCELÓ (1997)) é apresentada abaixo (retirado do mathematica ,BAHDER (1995)).

$$r = 0.95$$

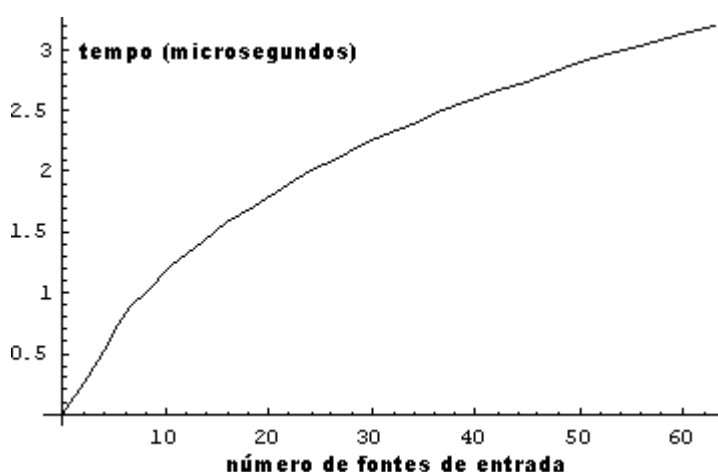
$$n = 6$$

$$t = r$$

$$f =$$

$$w =$$

$$\frac{r^n}{n!} \left(\frac{1}{1-r} + \frac{r}{n!} \sum_{k=0}^{n-1} \frac{r^k}{k!} \right)$$



Fonte: Elaborado pelo Mathematica, BAHDER (1995)

Figura 43 – Gráfico de *waiting time*

$$P/ 63 \text{ fontes} = 3.21281 \mu\text{s}$$

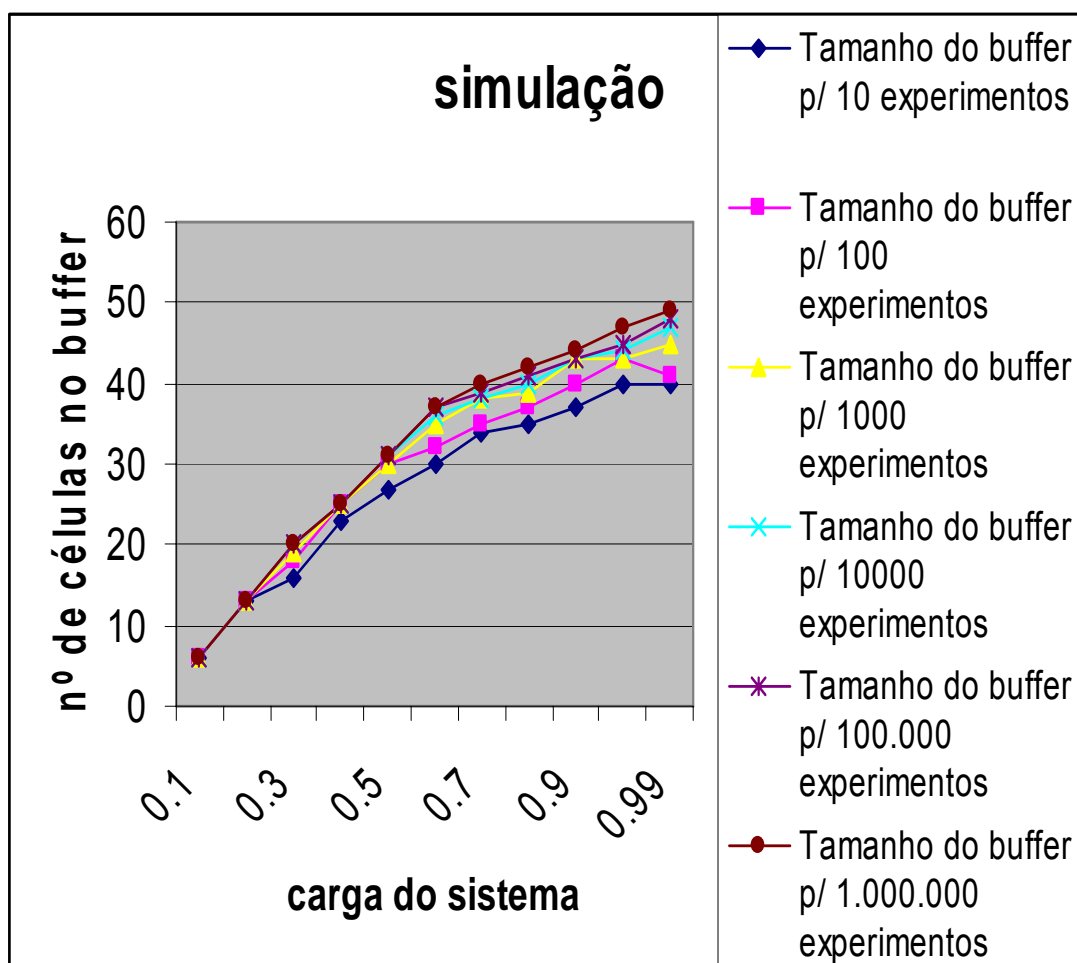
Deve-se escolher e verificar os parâmetros para representar, com boa qualidade, as redes de alta velocidade. Estas redes devem representar o futuro núcleo das redes com alta capacidade, através de enlaces de fibra óptica e de buffers que devem ser dimensionados para baixas perdas de slots ou células (Ex: 10^{-9}) de modo a apresentar o menor tempo de espera possível no interior dos *buffers*. De fato, é assumido que a probabilidade de perda de slot $Q(x)$ onde x é o tamanho do buffer e Q é probabilidade de perda de slot deve ser baixa para bons parâmetros de qualidade de serviço (QoS).

Para fontes em CBR num sistema síncrono, se tem a melhor condição para o tráfego em tempo real pois, neste caso, representam as menores perdas e os menores atrasos. Para uma pequena carga, conforme gráficos em anexo, existe uma aproximação tanto no caso determinístico nD/D/1 como no caso estatístico M/D/1.

Para altas cargas, o sistema em nD/D/1 apresenta um comportamento muito melhor do que qualquer outro tipo de distribuição para sistemas em CBR. Pode-se dizer que o nD/D/1 trabalha de uma forma otimista e o M/D/1 trabalha de uma forma pessimista considerando estas distribuições. Como exemplo, pode-se comparar um sistema com 1000 fontes de entrada e probabilidade de 10^{-10} . O M/D/1 necessita de um buffer de 230 e, no caso do nD/D/1, esta necessidade é de apenas 84 para as mesmas 1000 fontes. Pode-se dizer que menores buffers representam menores atrasos e maiores qualidades de serviço.

O gráfico da Figura 44 é resultado do simulador representando o número de células no buffer para 63 fontes de entrada e carga do sistema variando de 0,1 a 0,99.

Os valores mais exatos foram considerados para 1.000.000 de experimentos, que podem representar perdas entre 10^{-5} e 10^{-6} . Quanto menor a carga do sistema, menor o tamanho do buffer e, menor tempo para permanência dos *slots* ou células neste mesmo sistema.



Fonte: Elaborado pelo autor

Figura 44 – Gráfico da simulação

Na aplicação das filas $nD/D/1$ com buffer zero (Quadro 9), a probabilidade de perda acompanhou a variação de ρ mas, para pequenos incrementos no buffer, a probabilidade de perda é extremamente baixa (Quadro 10).

QUADRO 9 – Cálculo nD/D/1 para $x=0$, em software, São Paulo, 2004

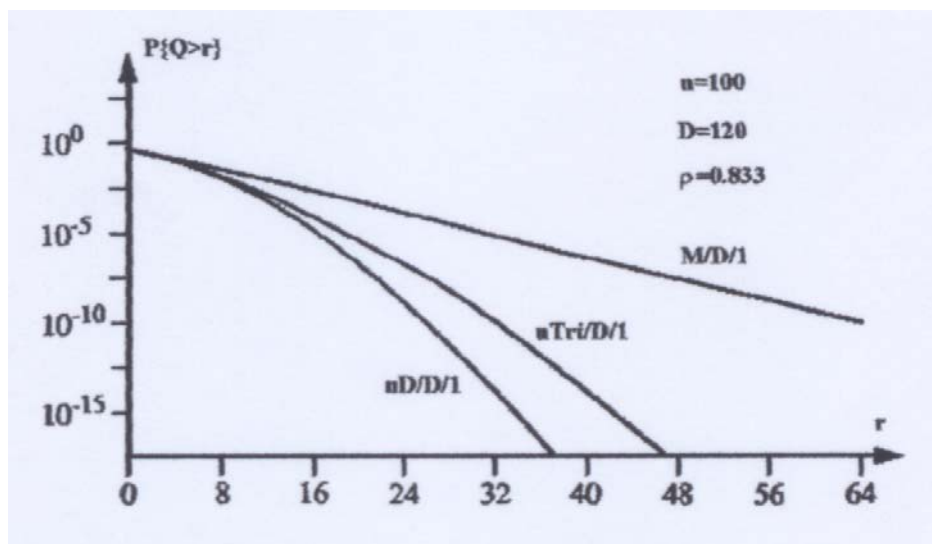
ρ	Q(x)	x
0,1	0,1	0
0,2	0,2	0
0,3	0,3	0
0,4	0,4	0
0,5	0,5	0
0,6	0,6	0
0,7	0,7	0
0,8	0,8	0
0,9	0,9	0
0,99	0,99	0

QUADRO 10 – Cálculo nD/D/1 para $x=10$, em software, São Paulo, 2004

ρ	Q(x)	x
0,1	1,54064E-17	10
0,2	2,20091E-13	10
0,3	8,2357E-11	10
0,4	6,68634E-09	10
0,5	2,31423E-07	10
0,6	4,63334E-06	10
0,7	6,32678E-05	10
0,8	0,000650733	10
0,9	0,005378019	10
0,99	0,030972896	10

O simulador analisa o caso em que fontes aleatórias são inseridas no sistema de forma simultânea apresentando um caso mais real pois, leva em conta o tempo de transmissão da fonte e a superposição destas fontes. O ρ para o simulador é representado pela quantidade de fontes e fases que entram (carga de entrada) e pela carga de saída. O artigo “The nTri/D/D/1 Queueing Model”, MOLNAR (1995), explora o fato do alto otimismo das filas nD/D/1 e altera esta distribuição para valores mais adequados em relação ao método desenvolvido. Neste artigo, incrementa-se uma

variável “s” chamada tempo de janela para compensar este problema (tempo da fonte). A Figura 45 apresenta o resultado de Molnár, MOLNAR (1995).



Fonte: MOLNAR (1995)

Figura 45 – gráfico para $nTri/D/1$

Molnár trabalha com uma situação mais realista, ou seja, o gráfico do $nTri/D/D/1$ está com valores intermediários entre o $nD/D/1$ e o $M/D/1$.

Portanto, a probabilidade de perda para o caso real, apresentada pelo simulador, trabalha com valor menos otimistas mas, abaixo do modelo de $M/D/1$.

No exemplo do simulador, Figura 44, para baixas cargas, o resultado tende a ser linear e acompanhar a evolução de ρ . Quando se eleva a carga do sistema, acima de 70%, o sistema muda as características de linearidade e converge para buffers na ordem de tamanho 49, o que não acontece com o modelo otimista do $nD/D/1$.

Pode-se verificar que o futuro das comunicações visando qualidade de serviço em aplicações em tempo real como o caso de voz e vídeo no núcleo da rede, deve ser de forma síncrona e em taxa constante de dados. Este modelo apresenta o melhor esquema que irá representar a melhor qualidade de serviço. Outra vantagem é que permite o cascadeamento de diversos multiplexadores com baixos atrasos fim a fim, o que nem sempre é possível com os sistemas estatísticos. Recomenda-se para um sistema estatístico, um máximo de seis saltos. Para o sistema determinístico em CBR,

este número pode ser mais do que o dobro para garantir qualidade de serviços superiores. As folhas em anexo apresentam outros valores calculados.

7.1 Sugestão para trabalhos futuros

Como sugestão para trabalhos futuros, pode-se estudar a adaptação da distribuição da fórmula de $nD/D/1$, da mesma forma que Molnár, levando em consideração o estudo aqui apresentado.

Referências Bibliográficas

- ANDERSEN, Allan Theodor. Modelling of Packet Traffic with matrix methods, 1995. [online] Disponível em: www.imm.dtu.dk/documents/ftp/phdliste/phd18.abstract.html
Acesso em: 17 jan. 2003.
- ASWAKUL, C. e BARRIA, J., Analysis of dynamic service separation with trunk reservation policy. *IEEE Proceedings-Communications*, vol.149, nº.1, pp.23-28, fev. 2002
- BAHDER, B Thomas. *Mathematica for Scientists an Engineer*. Addison-Wesley, 1995.
- BARCELÓ, J.M.; GARCIA, J.; CASALS, O. Worst Case Traffic in ATM tandem queues in a tree topology, *Ínterim Report UPC-DAC-1997-13*, March 1997.
- BARCELÓ, José M; GARCIA, José. Average waiting times in a tree network of ATM multiplexers, Barcelona, Espanha,1997. [online]. Disponível em: <http://citeseer.ist.psu.edu/56166.html>. Acesso em: 23 mai. 2003.
- BARCELÓ, José M; GARCIA, José. Multiplexing periodic sources in a tree network of ATM multiplexers. Polytechnic University of Catalonia – IFIP. Published by Chapman & Hall, 1996.
- BENES, V. *General Stochastic Processes in the Theory of Queues*, Addison-Wesley, 1963.
- CASSANDRAS, Christos G. *Discrete Event Systems – Modeling and Performance Analysis*”. Aksen Associates, 1993.
- DIEMER, Mouriac Halen; ROCHOL, Jurgen. DTA – Discriminador de tráfego ATM. Universidade Federal do Rio Grande do Sul, Instituto de Informática-Dissertação de mestrado, Porto Alegre, nov.2000.
- DRON, L.; RAMAMURTHY G.; SENGUPTA, B. “Delay analysis of continuous Bit Rate Traffic over an ATM network”, *IEEE JSAC*, vol. 9, nº 3, Abril 1991.
- ECKBERG, Adrian E. JR. The single Server queue with periodic arrival process and deterministic service times”. *IEEE transactions and communications*, VOL-27, No.3, 27:556-562, março de 1979.
- ERIMLI, Bahadir. *Switching Algorithms and Buffer Management in Asynchronous Transfer Mode Networks*. California Institute of Technology, Pasadena., fev 1996. [online] Disponível em: www.systems.caltech.edu/EE/Groups/communications/erimli/academic/thesis.ps
Acesso em: 15 fev. 2003.

EURESCOM 2000 – Participants in P918-GI – “Integration of IP over Optical Networking and Management”. Deliverable 2. Volume 1 of 2: Main Report. [online] Disponível em: www.eurescom.de/~pub-deliverables/P900-series/P918/D1/p918d1.pdf Acesso em: 23 Mar. 2003.

G.703 – Recomendação. Network node interface for the synchronous digital hierarchy (SDH).

G.783 – Recomendação. Characteristics of Synchronous Digital Hierarchy (SDH) - Equipment Functional Blocks.

GABEIRAS, José Enríquez; OSMA, Maria Luísa Garcia; et al. Modelo de dimensionado de redes de transporte IP para UMTS. Comunicaciones de Telefónica I+D número 21 – Jun. 2001. [online].

Disponível em: www.tid.es/presencia/publicaciones/comsid/esp/21/06.pdf. Acesso em: 5 Mai. 2003

GROSSGLAUSER, M.; KESHAV, S. On CBR Service. Fifteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (Vol. 1-3) March 24 - 28, 1996. [online].

Disponível em: <http://csdl.computer.org/comp/proceedings/infocom/1996/7292/00/7292129abs.htm> Acesso em: 23 Mar. 2003

HAJEK, Bruce. A queue with periodic arrivals and Constant bit rate. Department of Electrical and Computer Engineering and the Coordinated Science Laboratory – University of Illinois, IL 61801, USA. [online]

Disponível em : robotics.eecs.berkeley.edu/~wlr/228a/Qvar.pdf . Acesso em: 17 jan 2003.

HANSELMAN, Duane .Matlab 6 Curso complete.Prentice Hall, São Paulo, 2003.

HE, Jia Fu; SOHRABY, Khosrow. On the queuing analysis of dispersed periodic messages. Computer Science Telecommunications – University of Missouri – Kansas City, 2000.[online]. Disponível em: www.ieee-infocom.org/2000/papers/219.ps. Acesso em: 23 out. 2002

HUMBLET, Pierre; BAHARGAVA, Amit; HLUCHYJ, Michael G. Ballot Theorems Applied to the Transient Analysis of nD/D/1 Queues, *IEEE/ACM Transactions on Networking*. vol. 1, nº 1, fev. 1993. [online].

Disponível em: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/abs_free.jsp?arNumber=222909. Acesso em: 20 nov 2002.

IIDA, Katsuyoshi; TAKINE, Tetsuya, SUNAHARA, Hideki; et al. Delay Analysis for CBR traffic under static Priority Scheduling. *IEEE/ACM transactions*. Vol.9, nº 2, Abril de 2001.

IIDA, Katsuyoshi; WAWAHARA, Kenji; TAKINE, Tetsuya, et al. Performance Evaluation of the Architecture for End-to-End Quality of Service provisioning. Kyoto University – 606-8501-Japan, 2000. [online].

Disponível em: <http://www.comsoc.org/ci/private/2000/apr/Iida.html> . Acesso em: 30 Jan. 2003

KAARIO, Kimmo; RAATIKAINEN, Pertti. Dimensioning of a Multimedia Switching Bus. Department of Mathematics -University of Jyvaskyla- Finlandia, 1999. [online] Disponível em: www.vtt.fi/tte/tte21/scoms/Eurom98.pdf . Acesso em 23 jan. 2003.

KLEINROCK, Leonard. Queueing Systems. Volume I e II. A Wiley-Interscience Publication, 1975.

KUROSE, James F. *Redes de Computadores e a Internet. Uma nova abordagem*. 1º ed. São Paulo, Addison Wesley, 2003.

LEE, Beyong Gi .Broadband Telecommunications Technology. Artech House. Dez. de 1996

MELCHER, E. U. K., NAVINER, L. A. B., LEITE, L., et al. ATM switch buffer controller based on linked list suited for hardware implementation. Em Anais do XV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores, p. 286—293, São Carlos, SP, Maio 1997.

MIAH, Babul. A new charging Scheme for ATM base on QoS. Department of Electronic Engineering Queen Mary and Westfield College – University of London. United Kingdom, Jun. 1999. [online].

Disponível em: www.elec.qmul.ac.uk/research/thesis/babul.pdf . Acesso em 23 nov. 2002

MODIANO, E., WIESELTHIER, Ephemerides A. A simple analysis of average queueing delay in tree networks. *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 42, nº 2, Mar.1996.

MOLNÁR, Sandor. Evaluation of Quality of Service and Network Performance in ATM Networks. Technical University of Budapest – Department of Telecommunications and Telematics, Budapest, 1995.[online] Disponível em: hsnlab.ttt.bme.hu/~molnar/files/ilkley97.ps.gz. Acesso em 23 jan. 2003.

NORROS, Ilkka; VIRTAMO, Jorma. Importance Sampling simulation studies on the discrete time nD/D/1 queue. Technical Research Centre of Finland Telecommunications Laboratory, 2000.

O'REILLY, Peter J.P. Performance Analysis of local computer network. Addison-Wesley Publishing Company, 1986.

PITTS, J.M.; SCHORMANS, J. A. Introduction to ATM design and performance. In: PITTS, J.M.; SCHORMANS, J. A. Cell Scale Queuing”, cap.6. p.61-69, 2000.

RAMAMURTHY, Gopalakrishnan. Delay Analysis of a Packet Voice Multiplexer by the Σ Di/D/1 Queue. *IEEE transactions Communications*. vol 39, nº.7, Julho 1991.

ROBERTS, James W.; VIRTAMO, Jorma T. The Superposition of Periodic Cell Arrival Streams in na ATM Multiplexer. *IEEE transactions on communications*. vol.39, nº2, fev. 1991.

SAPOUNTZIS, Georgios. Benes Switching Fabrics with O(N)- Complexity Internal Backpressure. University of Crete, Greece, 2000.

SIRIS, Vasilios A. Performance Analysis and Pricing in Broadband Networks. Doctoral Dissertation. Heraklion, Crete, 1997. [online] Disponível em: citeseer.ist.psu.edu/courcoubetis95charging.html . Acesso em 23.jan 2003.

STALLINGS, Willian . *High speed network – Performance and Quality of Service – 2nd* – Prentice Hall, 2002.

STALLINGS, Willian. *Data e Computer Communications*. 6nd– Prentice Hall, 2000.

SUDA, Tatsuya. Performance Analysis of Network Multiplexers with Long-Range-Dependent Input Traffic. Department of Informatics and Computer Science University of California, Irvine, 1999.

VIRTAMO, J. Teletraffic Theory (1998). [online]. Disponível em: http://www.scielo.br/scielo.php?script=sci_arttext&pid=S0103-64402004000100008&lng=es&nrm=iso. Acesso em: 7set.2004.

WALL, Kess Van Der; MANDJES, Michel; BASTIAANSEN, Harrie. Delay performance analysis of the new Internet services with guaranteed QoS. *IEEE transactions and communications*. vol.85, nº 12, dez.1997.

ANEXOS

Programa retirado do Matlab para o caso de 63 fontes em CBR

```

N=63
r=0.8
a=(1:63);
z=0;
for t=1:1000
    b=ceil(rand(1,63)*63);
    t=round(N*r);
    for x=t+1:N
        b(1,x)=t+1;
        t=t+1;
        b;
    end
    c=a-b;
    e=zeros(1,63);
    for k=1:63
        d=zeros(1,63);
        if c(1,k)<0
            for x=b(1,k):63;
                d(1,x)=1;
            end
            for x=1:a(1,k)-1;
                d(1,x)=1;
            end
        end
        if c(1,k)>0
            for x=b(1,k):(a(1,k)-1)
                d(1,x)=1;
            end
        end
        if c(1,k)==0
            d=zeros(1,63);
        end
        e=d+e;
    end
    y=max(e)
    if y>z
        z=y;
    end
end
end

```

Z

Resultados com *mathematica* – *Waiting time* (tempo de espera)

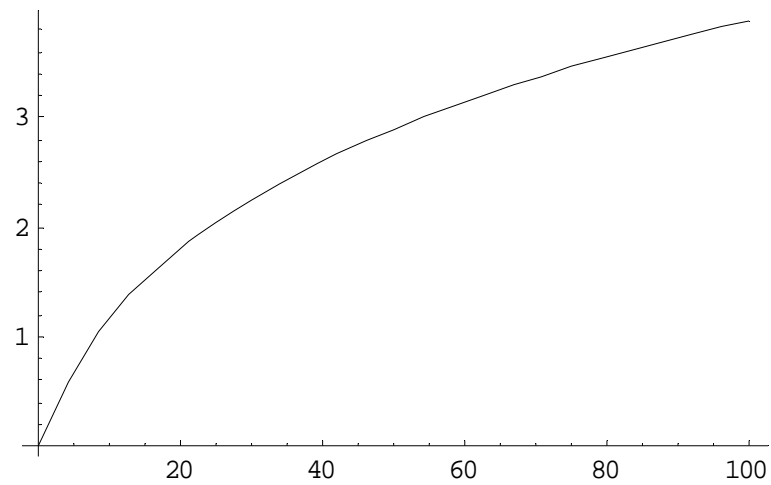
```

r := 0.95
n := 63
t := r
f :=
w :=
Plot w, 100

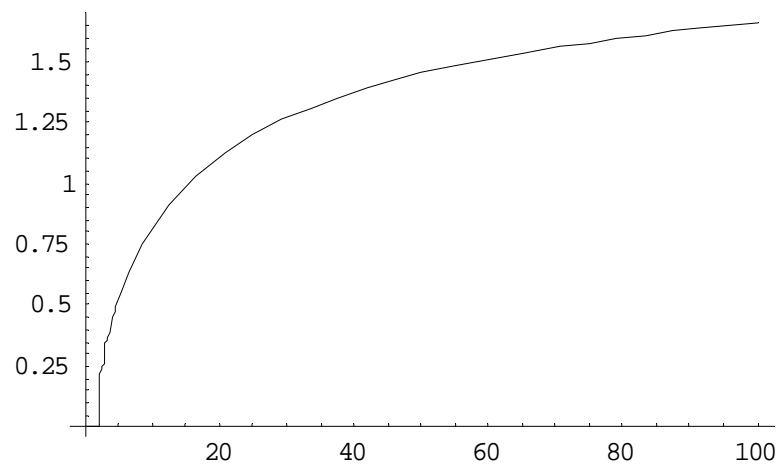
```

$w = 3.21281$ para $n = 63$

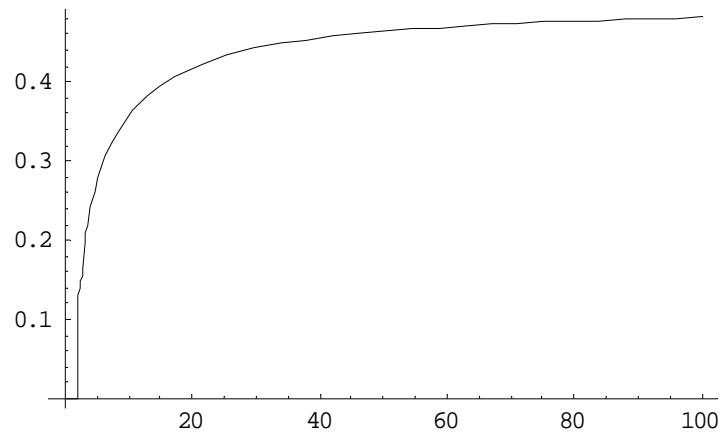
$\rho = 0,95$ (tempo de espera em μs x número de fontes)



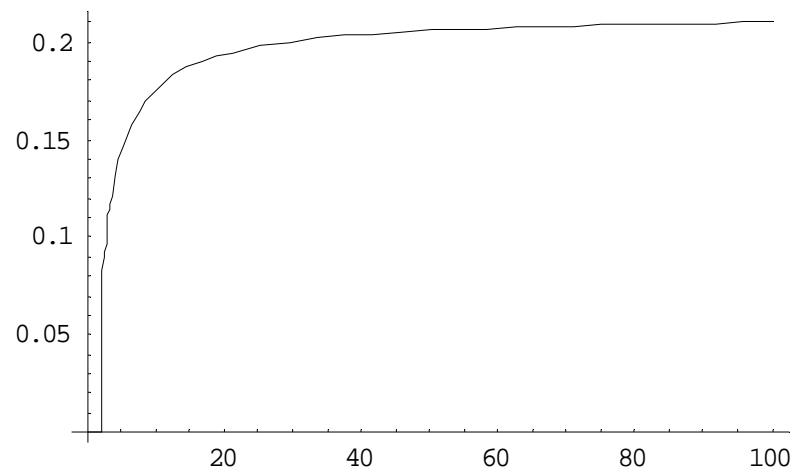
$\rho = 0,80$ (tempo de espera em μs x número de fontes)



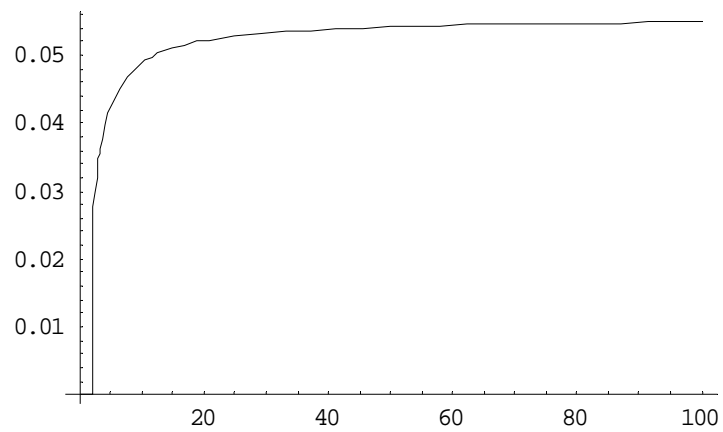
$\rho = 0,50$ (tempo de espera em μs x número de fontes)



$\rho = 0,3$ (tempo de espera em μs x número de fontes)

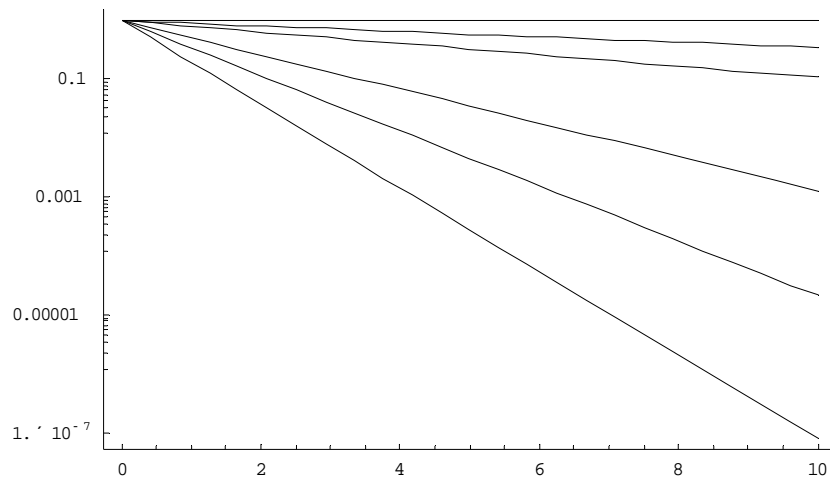


$\rho = 0,1$ (tempo de espera em μs x número de fontes)



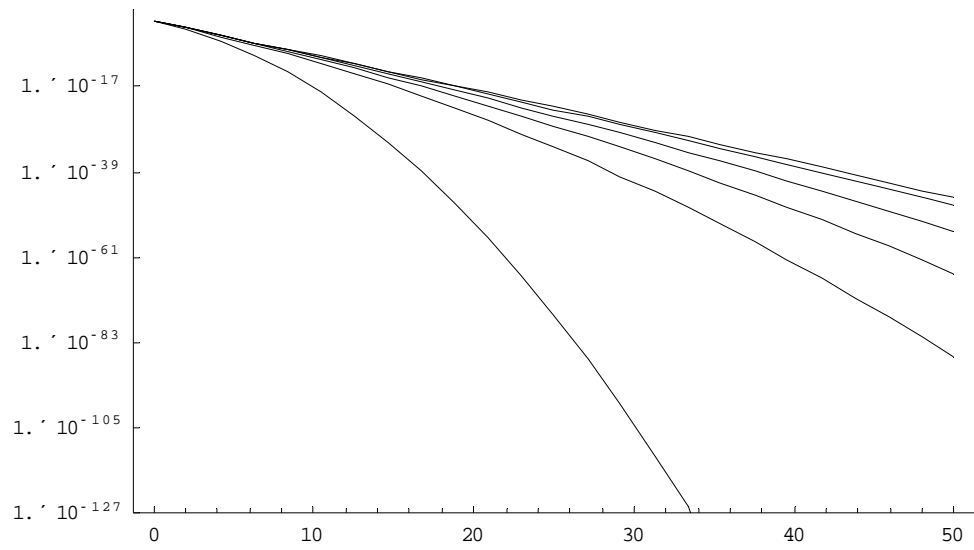
Gráficos de M/D/1

```
Graphics`Graphics`
h= 1;
y= 0.95;
w= 0.90;
k= 0.75;
q= 0.65;
t= 0.55;
a= Exp
b= Exp
c= Exp
d= Exp
e= Exp
f= Exp
Plot
LogPlot
```



Gráficos das filas nD/D/1 com $\rho = 0,5$

```
Graphics`Graphics`
h= 0.5;
a= Exp
b= Exp
c= Exp
d= Exp
e= Exp
f= Exp
Plot
LogPlot
```

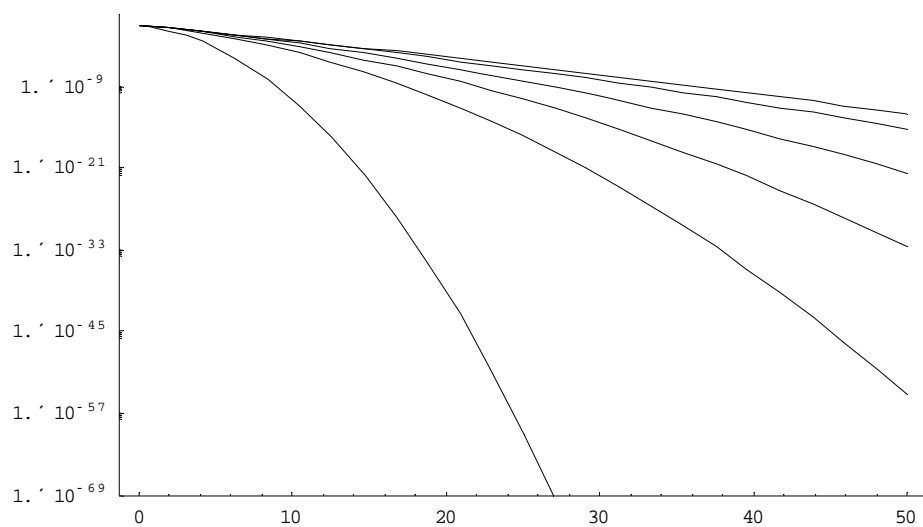


Gráficos das filas nD/D/1 com $\rho = 0,8$ – Probabilidade de perda

```

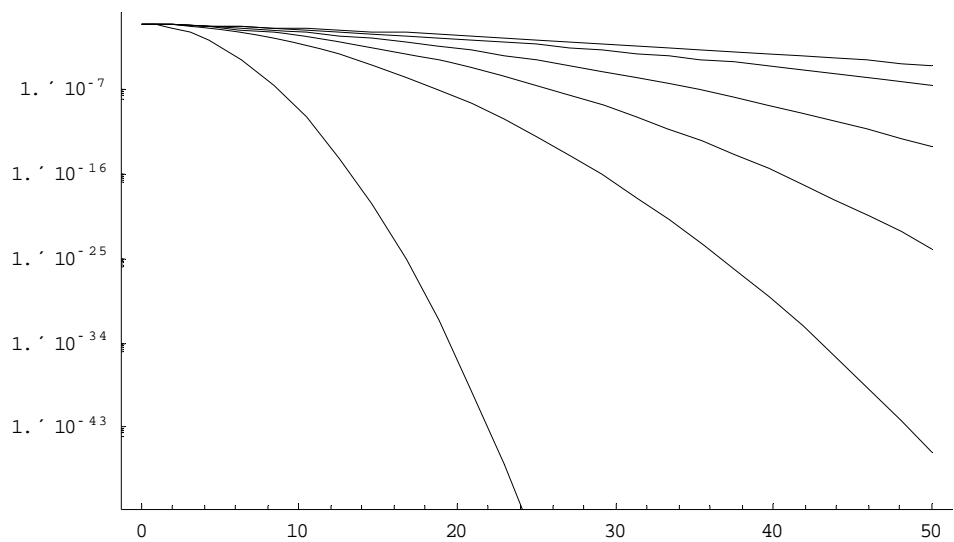
Graphics [
h = 0.8;
a = Exp[ -0.8^n ];
b = Exp[ -0.8^n ];
c = Exp[ -0.8^n ];
d = Exp[ -0.8^n ];
e = Exp[ -0.8^n ];
f = Exp[ -0.8^n ];
Plot [ a, b, c, d, e, f, {n, 0, 50} ];
LogPlot [ a, b, c, d, e, f, {n, 0, 50} ];

```



Gráficos das filas nD/D/1 com $\rho = 0,95$

```
Graphics[Graphics[
h= 0.95
a= Exp[2]
b= Exp[2]
c= Exp[2]
d= Exp[2]
e= Exp[2]
f= Exp[2]
Plot[LogPlot[
LogPlot[
```



Gráficos das filas nD/D/1 com $\rho = 0,99$

```
Graphics[Graphics[
h= 0.99
a= Exp[2]
b= Exp[2]
c= Exp[2]
d= Exp[2]
e= Exp[2]
f= Exp[2]
Plot[LogPlot[
LogPlot[
```

