

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA
PRÓ-REITORIA PARA ASSUNTOS DO INTERIOR
CENTRO DE CIÊNCIAS E TECNOLOGIA
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA

MULTIPLEXAÇÃO DINÂMICA POR DIVISÃO DE TEMPO

por

Misael Elias de Moraes

Tese de Mestrado, apresentada à Coordenação dos Programas de Pós-Graduação e Pesquisa do Centro de Ciências e Tecnologia da Pró-Reitoria para Assuntos do Interior da Universidade Federal da Paraíba, em cumprimento as exigências para obtenção do grau de Mestre em Ciências

IVAN ROCHA NETO
Professor Orientador

Campina Grande, Junho de 1980



M827m Morais, Misael Elias de.
 Multiplexação dinâmica por divisão de tempo / Misael
 Elias de Morais. - Campina Grande, 1980.
 97 f.

 Dissertação (Mestrado em Ciências) - Universidade
 Federal da Paraíba, Centro de Ciências e Tecnologia, 1980.
 "Orientação : Prof. Dr. Ivan Rocha Neto".
 Referências.

 1. Redes de Computadores. 2. Multiplexação Dinâmica. 3.
 Tempo - Divisão. 4. Dissertação - Ciências. I. Rocha Neto,
 Ivan. II. Universidade Federal da Paraíba - Campina Grande
 (PB). III. Título

CDU 004.7(043)



CPgEE/CCT-UFPb

COORDENAÇÃO DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA
CENTRO DE CIÊNCIAS E TECNOLOGIA
UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAIBA

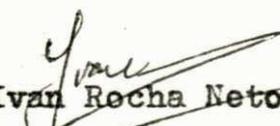
Parecer final do julgamento da dissertação de mestrado

de MISAEL ELIAS DE MORAIS

Título: "Multiplexação Dinâmica por Divisão de Tempo"

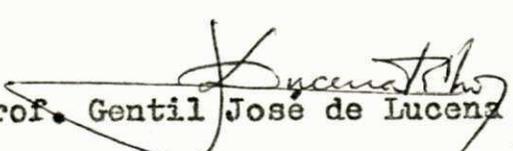
Conceito obtido: APROVADO

COMISSÃO EXAMINADORA


Prof. Ivan Rocha Neto - Ph.D.

- Presidente -


Prof. Gurdip Singh Deep - Ph.D.


Prof. Gentil José de Lucena Filho - Ph.D.

Campina Grande, 25 de junho de 1980 .

Aos meus Pais

À minha esposa Neuza e à
filha *Vivian*, pelo apoio,
compreensão e incentivo,
dedico este trabalho.

AGRADECIMENTOS

O autor agradece ao Prof. Dr. Ivan Rocha Neto por sua verdadeira orientação, incentivo, crítica construtiva, resultante de larga experiência profissional, e amizade.

Aos funcionários, colegas e professores do Departamento de Engenharia Elétrica da UFPB, que de uma forma ou de outra gentilmente apoiaram o desenvolvimento deste trabalho e em particular ao técnico Alex Vieira Pinto, pela colaboração prestada.

ABSTRACT

Lately, considerable interest has been shown about assign on demand statistical multiplexing systems for applications in computer networks, satellite communications and telemetry.

In the present work, a comparative study of four different methods of dynamic time division multiplexing, where three of them are new proposals, is presented in connection with transmission capacity as a function of performance, economy and complexity criteria. The hardware of one of these schemes, using μ -processor MC 6800 is described. The mathematical modelling is developed for the methods presented. Finally, a simulation developed using the EXORciser is also described.

RESUMO

Para aplicação em redes de computadores, comunicação via satélite e telemetria, sistemas de multiplexação estatísticos com alocação de capacidade em função da demanda têm ultimamente despertado considerável interesse.

Neste trabalho, um estudo comparativo de quatro estratégias diferentes de multiplexação dinâmica por divisão em tempo das quais três novas são propostas, é apresentado em conexão com o dimensionamento dos meios de transmissão e em função de critérios de desempenho, economia e complexidade. A implementação de um dos métodos usando μ -processador MC 6800 é também apresentada. A modelagem matemática dos quatro métodos é desenvolvida. Finalmente, uma simulação desenvolvida usando o EXORciser é também descrita.

I N D I C E

	PÁGINA
CAPÍTULO I - INTRODUÇÃO	1
1.1 - Alcance do Trabalho	4
1.2 - Descrição dos Capítulos	5
CAPÍTULO II - DIMENSIONAMENTO DOS MEIOS DE TRANSMISSÃO	7
2.1 - Introdução	7
2.2 - Introdução a Teoria das Fitas	9
2.2.1 - Modelos de Fitas	14
2.3 - Capacidade de Canal	19
2.4 - Modo de Transmissão	21
2.5 - Sistemas de Controle de Erro	22
CAPÍTULO III - CONFIGURAÇÃO DE REDES	28
3.1 - Configuração em Estrela	29
3.2 - Circuitos Multipontos	31
3.3 - Configuração em Árvore	33
3.3.1 - Multiplexação	33
3.3.2 - Concentração	39
3.4 - Configuração em Anel	43
CAPÍTULO IV - SISTEMA PROPOSTOS DE MULTIPLEXAÇÃO DINÂMICA POR DIVISÃO EM TEMPO	45
4.1 - Descrição dos Modelos	47
4.1.1 - Modelo - M=1	47
4.1.2 - Modelo - M=2	49

	PÁGINA
4.1.3 - Modelo - M-3	51
4.1.3 - Modelo - M-4	51
4.2 - Estudo Comparativo	53
4.2.1 - Eficiência	53
4.2.2 - Ocupação	59
4.2.3 - Tamanho do Armazenador	59
4.2.4 - Atraso	65
CAPÍTULO V - IMPLEMENTAÇÃO	66
5.2 - "Hardware" do Modelo M-1	72
5.2.1 - Unidade Central de Processamento (UCP)	72
5.2.2 - Interface	78
5.3 - "Software" do Modelo M-1	79
CAPÍTULO VI - COMENTÁRIOS E CONCLUSÕES	84
6.1 - Introdução	84
6.2 - Conjecturas	85
6.3 - Simulação com EXORciser	91
6.4 - Sugestões para Continuidade da Pesquisa	96

LISTA DE SÍMBOLOS E ABREVIATURAS

ADCC	- "Advanced Data Communication Control Procedure".
ATOM	- MULTIPLEXAÇÃO ASSÍNCRONA por divisão de tempo.
BCD	- "Binary Coded Decimal".
C	- Capacidade de Canal.
CCITT	- "Comitê Consultivo Internacional de Telefonia e Telegrafia".
Clk	- "Clock".
D	- Distribuição Determinística.
d_i	- Velocidade de transmissão do i -ésimo terminal.
EIA	- "Electronics Industry Association".
$E(K)$	- Número médio de cliente num processo de Poisson.
$E(\tau)$	- Tempo médio entre chegadas de clientes num processo Poisson.
E_R	- Distribuição de R-estados Erlang.
FDM	- Multiplexação por Divisão de Frequência.
FEP	- "Front - End - Processor".
FIFO	- "First-Input-First-Output".
f_i	- Função Ortogonal.
G	- Distribuição Geral.
H_R	- Distribuição de R-estados Hiper-exponencial.
\overline{IRQ}	- Requisição de Interrupção.
$K(t) \rightarrow k$	- Número de clientes no instante t .
L	- Comprimento do ciclo.

\bar{x}	- Comprimento médio de mensagem
M	- Distribuição Exponencial.
MDDCC	- Multiplexação Digital por Divisão em Códigos Cíclicos.
MDO	- Multiplexação por Divisão Ortogonal.
N	- Capacidade de armazenador finito.
\bar{N}	- Número médio de chegadas.
n	- Número de elementos binários num bloco.
n_a	- Número de canais ativos.
n_b	- Número de "bytes" por canal por ciclo.
n_{BD}	- Número de "bytes" de dados.
n_{BE}	- Número de "bytes" de endereços
n_c	- Número de canais de entrada.
NDT	- "Net Data Throughput".
\overline{NMI}	- Interrupção não mascarável.
P_A	- Probabilidade de Atividade.
$P(A)$	- Probabilidade do evento A ocorrer.
$P(A/B)$	- Probabilidade do evento A ocorrer condicionado ao evento B.
P_c	- Probabilidade de transmissão de um bloco correto.
$P_{CONg} \rightarrow P_{ov}$	- Probabilidade de congestionamento.
$P_k(t)$	- $P(K(t)=k)$.
P_k	- $P(k \text{ clientes no sistema})$.
P_m	- Probabilidade de transição do vetor atividade.
STDM	- Multiplexação síncrona por Divisão do Tempo.
T	- Tempo de transmissão de um bloco de informação.
\bar{T}	- Tempo médio de transmissão de um bloco correto.
\bar{T}_A	- Tempo médio de atraso.

- TDM - Multiplexação por Divisão de tempo.
- TF - Teoria das Filas.
- T_i - i -ésimo terminal.
- λ - Taxa média de chegada.
- λ - Taxa de chegada do i -ésimo terminal.
- μ - Taxa média de serviço.
- $\prod_{i=1}^k a_i$ - $a_1 \cdot a_2 \cdot \dots \cdot a_k$ (notação Produtório).
- η - Eficiência.
- ρ - Fator de ocupação.
- A/B/m/N/M - Sistema de fila de m -servidor com distribuição de chegada e saída indentificado por A e B, respectivamente, com capacidade de máxima N , e com uma M entrada de clientes (se qualquer dos últimos dois (N ou M) são omitidos é suposto serem infinitos).

CAPÍTULO I

INTRODUÇÃO

Genericamente, multiplexação é a operação de combinação de vários sinais independentes em um sinal agregado para transmissão. A transformação tem que ser reversível de modo a permitir a recuperação dos sinais independentes através de uma operação inversa, isto é, multiplexação é uma transformação isentrópica.

Uma forma de combinação largamente utilizada, consiste na divisão do espectro de frequência disponível entre os usuários, conhecida como multiplexação por divisão em frequência (FDM). A recuperação da informação é fisicamente realizada através de filtros de frequência o que impõe a utilização de bandas de guarda, i. é., espaçamentos entre os segmentos do espectro alocados aos canais independentes. Assim, a transformação não permite a utilização total do espectro disponível.

Uma outra forma de transformação reversível bastante

conhecida é realizada por uma partição entre os usuários de um dado intervalo de tempo (ciclo), i. é., multiplexação por divisão em tempo (TDM). Este processo é inerentemente mais eficiente que o (FDM), uma vez que utiliza integralmente o espectro de frequências disponível sem a necessidade de bandas de guarda. Entretanto, uma perda de utilização da capacidade de canal está associada ao efeito de interferência intersimbólica (NYQUIST 1928). Estes sistemas de multiplexação mencionados acima são elementos de uma família de transformações que são geralmente denominadas multiplexação por divisão em funções ortogonais (VILAR, 1978).

Os sistemas de multiplexação são utilizados por razões de economia. Em geral, obtêm-se uma economia de escala pela transmissão de vários sinais independentes quando combinados em um sinal agregado para transmissão por um único meio.

Em situações onde os canais independentes são tipicamente inativos ou de natureza esporádica, uma transformação por divisão em tempo independentemente da demanda dos mesmos torna-se bastante ineficiente, uma vez que em média vários segmentos do ciclo de multiplexação em tempo não são aproveitados para transmissão de informação. Esta transformação determinística é também conhecida como multiplexação estática por divisão de tempo. Há basicamente duas famílias de transformações que utilizam-se da estatística de atividade dos canais de entrada. Na primeira, multiplexação dinâmica por divisão de tempo, a porção da capacidade total de transmissão alocada a cada canal independente é função da demanda do mesmo. Esta família é também conhecida como multiplexação estatística por divisão em tempo. A se

gunda, multiplexação por divisão em códigos, utiliza-se da inatividade dos canais de entrada para produzir uma transformação que contenha influência intersimbólica, i. é., utiliza-se da inatividade média dos canais para transmitir informação redundante nos canais ativos aumentando assim a confiabilidade da transmissão.

Desde 1975, os grupos de Comunicações e Sistemas Digitais do Departamento de Engenharia Elétrica da UFPB, pesquisam e desenvolvem estas famílias de multiplexação digital. Alguns novos sistemas foram desenvolvidos e/ou aperfeiçoados e outros ainda se encontram em desenvolvimento (ROCHA NETO, 1975), (VILAR FRANÇA, R. M., 1978), (WILLIAM G. F., 1979), (ROCHA NETO & J. MEDEIROS, 1979). Em fase de desenvolvimento citamos, por exemplo, a investigação de um sistema composto de alocação dinâmica e controle automático de erros (VILAR)* e em fase de conclusão, um novo sistema linear por divisão em códigos (CAMELO)**.

Neste contexto, este trabalho, sobre sistemas de multiplexação dinâmica por divisão em tempo se insere na linha de pesquisa do grupo de Sistemas Digitais da UFPB.. Outros pesquisadores em outros Centros também têm desenvolvido esta linha de investigação (DOLL D. R., 1972), (GORDON, T. H. and BARNETT, R. J., 1972), (DAVIES and BARBER, 1972), (SCHWARTZ, M., 1977), etc.

Esta pesquisa também se soma ao esforço conjunto de algumas Universidades Brasileiras na implantação de uma rede

* Tese de Doutorado em Preparação - UFPB.

** Dissertação de Mestrado em Fase de Conclusão - UFPB, 1980.

Nacional de Computadores (foi criado oficialmente em 1980 o Laboratório Nacional de Redes de Computadores - LARC). A UFPB é uma das Universidades convenientes para o desenvolvimento da rede mencionada e este trabalho é a sua primeira contribuição.

Finalmente, as duas famílias de multiplexação investigadas na UFPB, são interessantes para aplicação em comunicações via satélite.

1.1 - Alcance do Trabalho

A eficiência, quanto a transmissão líquida de informação (NET DATA THROUGHPUT, NDT), dos sistemas de multiplexação dinâmica descritos na literatura (DAVIES and BARBER, 1972), (SCHWARTZ, M., 1977), (HARRIN RUDIN, 1971), (Vide Capítulo IV), é função da forma de endereçamento empregada.

Neste trabalho, tencionava-se inicialmente apenas investigar novos métodos de endereçamento e formatação, visando o desenvolvimento de um sistema de multiplexação estatístico levando em consideração o compromisso entre complexidade, custo e desempenho. Em resumo, este trabalho visava a proposição e implementação de um novo sistema de multiplexação dinâmica.

Entretanto, com a evolução da pesquisa foram visualizados três novos métodos ou estratégias de alocação estatística de capacidade de canal, em sistemas de multiplexação por divisão em tempo. Estes novos métodos são propostos e comparados entre si com o sistema descrito em (DAVIES and BARBER, 1972). Um procedimento te

Órico e sistemático de dimensionamento, comparação e seleção destes sistemas de multiplexação encontra-se no Capítulo IV. Este procedimento fundamenta-se na taxa líquida de transmissão de informação, complexidade de implementação e dimensão dos armazenadores, em função da estatística dos usuários. Para uma estatística de entrada de informação conforme a distribuição de POISSON e uma situação de baixa atividade com alta probabilidade de transição, o modelo-1 (vide Capítulo IV) mostrou-se vantajoso.

A operação deste modelo foi simulada utilizando-se o "EXORciser" que possibilita o desenvolvimento de sistemas com o microprocessador MC 6800. Esta simulação, além de permitir a verificação experimental do comportamento do modelo teoricamente descrito, em diversas situações diferentes (variação nos parâmetros) possibilita o dimensionamento experimental deste modelo e, com pequenas alterações, o dimensionamento experimental de outros modelos.

Finalmente, o modelo M-1 foi implementado utilizando-se o microprocessador MC 6800.

As modelagem que descrevem os métodos propostos foram também desenvolvidas neste trabalho.

1.2 - Descrição dos Capítulos

O embasamento matemático, utilizado para o desenvolvimento dos sistemas de multiplexação estatísticos discutidos neste trabalho e relevantes para o dimensionamento dos meios de transmissão de dados, é resumidamente apresentado no Capítulo II. Neste, são brevemente enfocados alguns dos elementos deter

minantes para o dimensionamento dos meios de transmissão, tais como: introdução à teoria das filas, capacidade de canal em sistemas ruidosos, sistemas de controle de erros e modos de transmissão.

No Capítulo III, uma breve descrição sobre configuração das redes de transmissão de dados é apresentada e são também introduzidos os sistemas de multiplexação e concentração.

A modelagem matemática, a descrição e um estudo comparativo de quatro métodos de multiplexação dinâmica, são apresentados no Capítulo IV. Dentre os quatro modelos discutidos três novas estratégias são propostas neste Capítulo.

Um dos modelos foi escolhido para desenvolvimento e implementação como microProcessador MC 6800 o que é apresentado no Capítulo V.

Finalmente, no Capítulo VI são discutidos os resultados e conclusões deste trabalho como também são apresentadas sugestões para continuidade desta pesquisa. A simulação do modelo apresentado no Capítulo V utilizando o "EXORciser" é descrita. Além dos testes de desempenho que podem ser realizados com a simulação sugere-se também sua aplicação como uma potente forma de dimensionamento de sistemas estatísticos de multiplexação e outros sistemas de fila.

Nos Apêndices são apresentados Tabela do Código ASCII, os Programas em Linguagem ASSEMBLY utilizados na implementação do modelo escolhido e na simulação com o "EXORciser", os Programas em BASIC e FORTRAN utilizados para montagem de Tabelas, uma descrição dos problemas de compatibilidade elétrica e suas normalizações e finalmente a configuração dos circuitos utilizados na implementação.

CAPÍTULO II

DIMENSIONAMENTO DOS MEIOS DE TRANSMISSÃO

2.1 - Introdução

Quando um computador e um terminal estão consideravelmente distantes, interligá-los diretamente pode ser impraticável. Considere-se, por exemplo, o caso de uma transmissão entre uma leitora rápida e um computador. A vantagem de uma alta taxa de transmissão, permitida por uma ligação paralela, pode ser anulada pelo custo dos cabos. Com o aumento do comprimento do cabo a velocidade de transmissão sofre limitações eliminando assim a principal vantagem na transmissão paralela. Assim, em geral, a transmissão em série é utilizada entre terminais e o computador, independentemente da natureza dos primeiros.

Normalmente, dois aspectos importantes são considerados na transmissão de dados em série: a natureza do sinal transmitido e a forma de transmissão.

Transmissão assíncrona "START-STOP" é mais frequente

mente usada para comunicação com terminal remoto. Entretanto, para transmissão em alta velocidade esta forma pode acarretar uma utilização ineficiente da linha (DAVIES & BARBER, 1972). Esta limitação pode ser contornada através de uma transmissão síncrona.

Em transmissão caracter por caracter, sejam síncronas ou assíncronas, há necessidade de estruturação dos dados de modo a permitir a identificação dos mesmos. Na transmissão assíncrona a incorporação de elementos "START-STOP" facilita a separação dos caracteres. A implementação torna-se mais simples, uma vez que, bases de tempo não têm que ser recuperadas com coerência de frequência e fase. Por outro lado, a isenção de elementos "START-STOP", em geral reduz a taxa líquida de transmissão de informação NDT (NET DATA THROUGHPUT-NDT).

A transmissão serializada de dados provenientes de vários terminais pode ser efetuada em apenas um canal. Uma economia de escala é alcançada deste modo, uma vez que, os custos não aumentam na mesma proporção que a banda de transmissão necessária para conduzir o sinal agregado.

Denominando de C a taxa de transmissão do canal e d_i as velocidades dos terminais pode-se ter:

$$C \geq \sum_{i=1}^n d_i \quad (2.1)$$

ou

$$C \leq \sum_{i=1}^n d_i \quad (2.2)$$

Os sistemas dimensionados de acordo com as expressões (2.1) e (2.2) são denominados multiplexadores e concentradores, respectivamente. O dimensionamento de C nos concentradores é função da estatística de atividade dos terminais. Assim, há necessidade de um cuidadoso dimensionamento dos meios físicos (armazenadores, capacidade de linha, etc.); de modo a atender-se a um grau de serviço (probabilidade de congestionamento) desejado. Uma das ferramentas matemáticas utilizadas no dimensionamento de concentradores é a *teoria das filas*.

2.2 - Introdução a Teoria das Filas

Um sistema de filas (KLEINROCK, 1975) pode ser especificado da seguinte forma:

$$A/B/n \quad (2.3)$$

onde B representa a estatística de serviço (distribuição dos tempos de serviço); A representa a estatística de chegada (demanda) e n o número de servidores. Algumas vezes um quarto símbolo é utilizado para especificar a dimensão do armazenador ou armazenadores. As distribuições estatísticas de chegada e serviço mais conhecidas são: M (exponencial); E_r (erlang- r estados); G (geral); H_r (hiper-exponencial- r estados) e D (determinística). Por exemplo, $D/M/3/100$ especifica um sistema de 03 (três) servidores, com chegada de dados determinística, com estatística de serviço exponencial e com uma capacidade de armazenamento 100.

Como mencionado acima, a teoria das filas (TF) é uma

das ferramentas utilizadas para o estudo e dimensionamento de sistemas de atendimento estatístico de serviços, através de meios limitados. Por exemplo, a TF é utilizada para o dimensionamento de concentradores. Neste estudo, um comportamento de chegada com distribuição de POISSON será assumido (vide Capítulo IV). Seja $P_k(t)$ a probabilidade de ter-se k usuários ocupando uma fila em um dado instante t . Diz-se então que, o sistema encontra-se no estado k . Assumindo um número finito de estados possíveis, tem-se:

$$\sum_{k=0}^n P_k(t) = 1 \quad \forall t \quad (2.4)$$

Assumindo também que durante um intervalo de tempo Δt apenas uma transição pode ocorrer (processo morte-nascimento). As condições para que ocorra o estado k no intervalo Δt (vide Figura 2.1) são:

- 1 - O sistema encontra-se no estado $(k-1)$ e uma chegada ocorre durante Δt ;
- 2 - O sistema encontra-se no estado $(k+1)$ e um atendimento é concluído no intervalo Δt ;
- 3 - O sistema encontra-se no estado k e nenhuma chegada ou atendimento ocorrem no intervalo Δt .

Então, $P_k(t+\Delta t) = P_k(t) ((1-\lambda\Delta t) (1-\mu\Delta t) + \mu\Delta t) + P_{k-1}(t)(\lambda\Delta t) (1-\mu\Delta t) + P_{k+1}(t) (\mu\Delta t)$ (2.5)

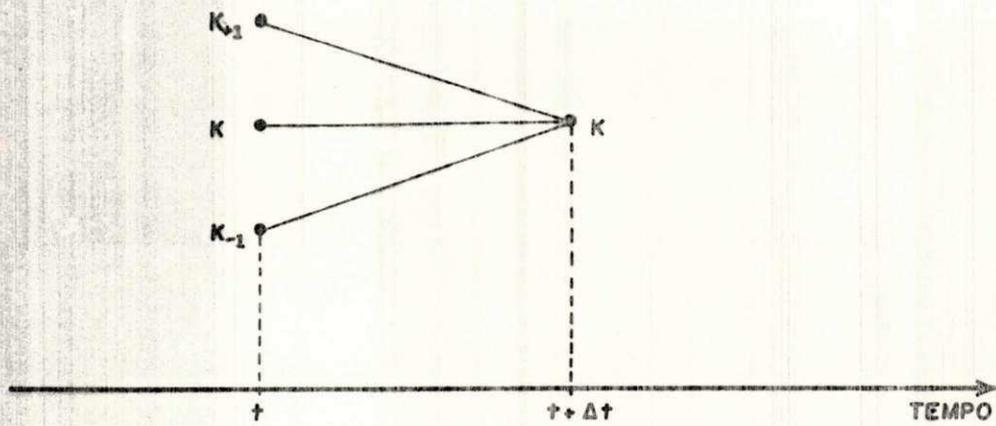


FIG. 2.1 - Diagrama de Transição

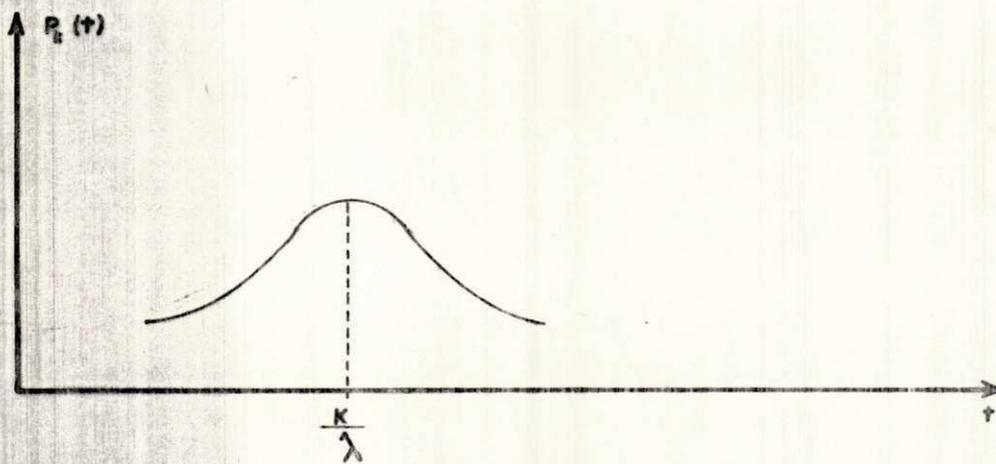


FIG. 2.2 - Distribuição de Poisson

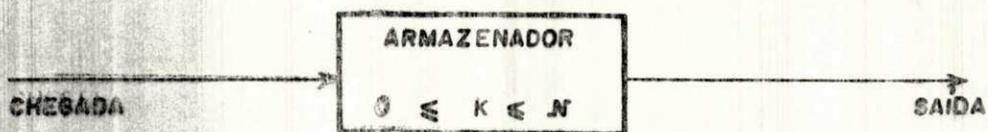


FIG. 2.3 - Modelo de um Armazenador Série-Simples

onde $\lambda \equiv$ taxa média de chegadas e

$\mu \equiv$ taxa média de serviço.

Resolvendo a equação (2.5), resulta (KLEINROCK, 75):

$$P_k(t) = \frac{(\lambda t)^k}{k!} e^{-\lambda t} \quad (2.6)$$

Distribuição de Poisson
(vide figura 2.2).

Quando $t \rightarrow 0$, $P_k(0) \rightarrow 0$ e o processo é denominado *aleatório* ou *sem memória*.

Num processo de morte-nascimento com distribuição de Poisson o número médio de chegadas (nascimentos) em um intervalo de tempo t , é dado por:

$$E(k) = \sum_{k=0}^{\infty} k P_k(t) = \lambda t \quad (2.7)$$

(equação de Little)

O tempo médio entre chegadas $E(\tau)$ é igual a:

$$E(\tau) = \int_0^{\infty} t \frac{d}{dt} (1 - e^{-\lambda t}) dt \quad (2.8)$$

$$E(\tau) = \int_0^{\infty} (\lambda t) e^{-\lambda t} dt \quad (2.9)$$

$$E(\tau) = 1/\lambda \quad (2.10)$$

Então, assumindo um armazenador série simples, primei
ro a entrar primeiro a sair (Fig. 2.3), e assumindo também um
 intervalo de tempo muito longo, tem-se:

$$\lambda_0 P_0 = \mu_1 P_1 \rightarrow P_1 = \frac{\lambda_0}{\mu_1} P_0$$

$$\lambda_1 P_1 = \mu_2 P_2 \rightarrow P_2 = \frac{\lambda_0 \lambda_1}{\mu_1 \mu_2} P_0$$

⋮

$$\lambda_{k-1} P_{k-1} = \mu_k P_k \rightarrow P_k = \frac{\lambda_0 \lambda_1 \cdots \lambda_{k-1}}{\mu_1 \mu_2 \cdots \mu_k} P_0$$

ou
$$P_k = P_0 \prod_{i=0}^{k-1} \frac{\lambda_i}{\mu_{i+1}}, \quad K = 0, 1, 2, \dots$$

(2.11)

p_k é a probabilidade de equilíbrio do sistema e é definida por:

$$p_k = \lim_{t \rightarrow \infty} P_k(t)$$

sendo,
$$\sum_{k=0}^{\infty} p_k = 1$$

então,
$$p_0 = \frac{1}{1 + \sum_{k=1}^{\infty} \prod_{i=0}^{k-1} \frac{\lambda_i}{\mu_{i+1}}}$$
 (2.12)

A solução de p_k e p_0 é uma das principais equa-
 ções na teoria das filas e é o ponto de partida na solução da

maioria dos problemas de filas.

O processo de morte-nascimento é um caso especial de um processo de MARKOV e pode apresentar vários modelos.

2.2.1 – Modelos de Filas

O sistema M/M/1 (KLEINROCK-75) é o mais clássico, onde os coeficientes são constantes e iguais; como mostra o diagrama da figura 2.4:

$$\lambda_k = \lambda \quad , \quad k = 0, 1, 2, \dots$$

$$\mu_k = \mu \quad , \quad k = 0, 1, 2, \dots$$

E,

$$p_k = \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^k p_0$$

ou,

$$p_k = \rho^k p_0 \quad (2.13)$$

que é mostrado na Fig. 2.5.

Da equação (2.12), tem-se que:

$$p_0 = \frac{1}{1 + \sum_{k=1}^{\infty} \rho^k} \quad (2.14)$$

sendo $\rho < 1$ a série $\sum_{k=1}^{\infty} \rho^k$ converge para $\frac{\rho}{1-\rho}$. Logo,

$$p_0 = 1 - \rho \quad (2.15)$$

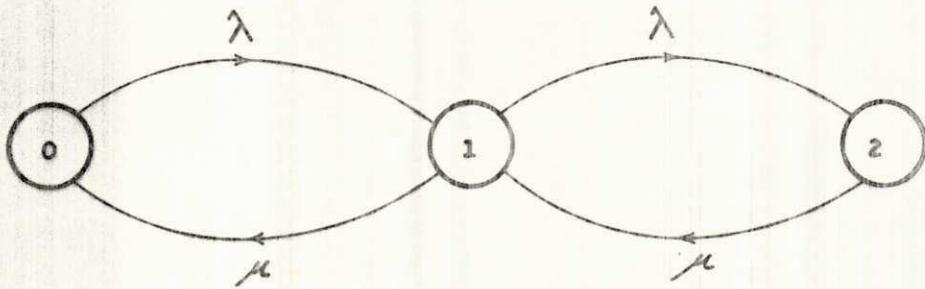


FIG. 2.4 - Diagrama de Transição de Estado do Sistema M/M/1

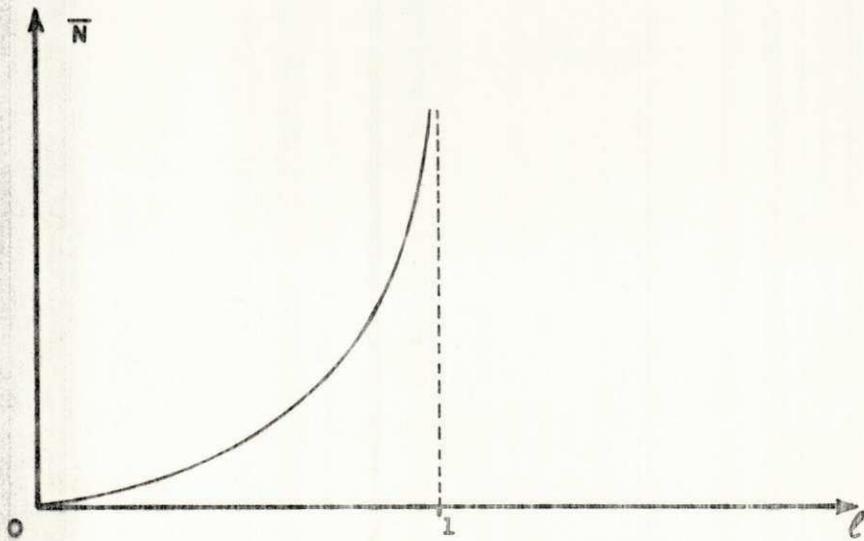


FIG. 2.5 - Número Médio de Chegada no Sistema M/M/1

que substituindo em (2.13), resulta em:

$$p_k = (1 - \rho) \rho^k \quad (2.16)$$

O número médio de chegadas \bar{N} é dado por (Fig. 2.6):

$$\bar{N} = \sum_{k=0}^{\infty} k p_k$$

$$\therefore \bar{N} = \frac{\rho}{1 - \rho} \quad (2.17)$$

Se for aplicado a equação de Little, obtêm-se o valor médio de atraso do sistema M/M/1:

$$\tau = \frac{\bar{N}}{\lambda} = \frac{1/\mu}{1 - \rho} \quad (2.18)$$

O valor obtido quando $\rho = 0$ é exatamente o tempo de serviço gasto para atender um caracter (Fig. 2.7).

Nos outros casos o tempo de atraso (τ) é igual ao tempo de serviço somado ao tempo de atendimento.

A probabilidade de bloqueio ou de congestionamento das mensagens (overflow) é a probabilidade de $k > N$.

$$P_{\text{cong}} = p_{k > N} = \sum_{k=N+1}^{\infty} p_k = \sum_{k=N+1}^{\infty} (1 - \rho) \rho^k$$

$$\therefore P_{\text{cong}} = \rho^k \quad (2.19)$$

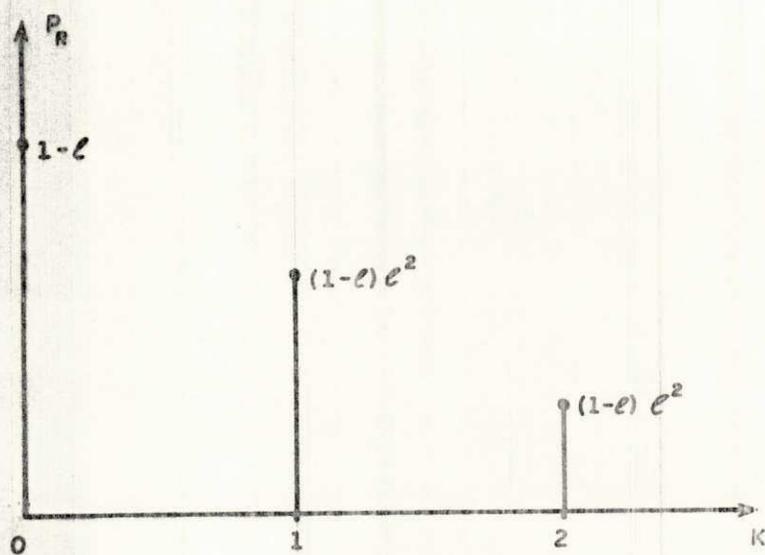


FIG. 2.6 - A Solução de P_k no Sistema M/M/1

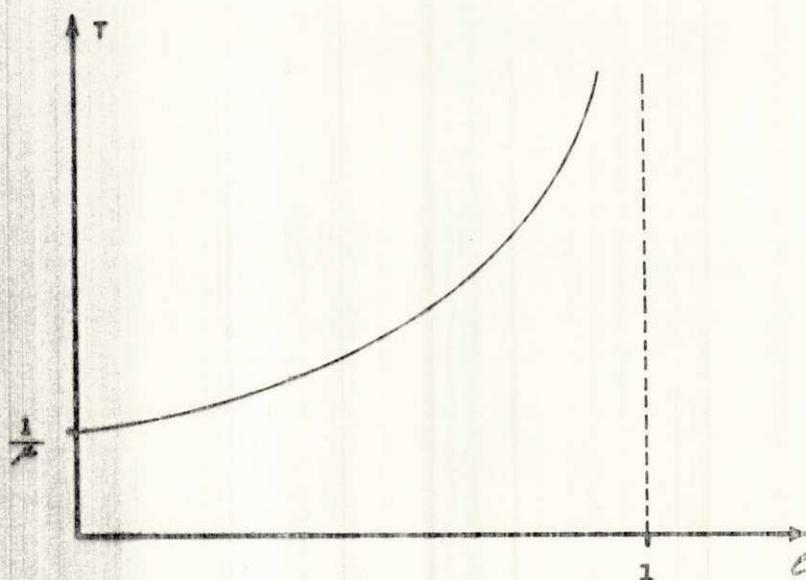


FIG. 2.7 - Atraso Médio

Assim, a probabilidade de que um número limite de chegadas seja excedido, é uma função decrescente geometricamente e decai muito rapidamente.

Se num sistema M/M/1 for considerado um armazenamento finito (M/M/1/N), têm-se as equações abaixo:

$$\lambda_k = \begin{cases} \lambda & k < N \\ 0 & k \geq N \end{cases} \quad (2.20)$$

$$\mu_k = \mu \quad k = 1, 2, \dots, N$$

$$p_k = \left(\frac{1 - \rho}{1 - \rho^{N+1}} \right) \rho^k, \quad 0 \leq k \leq N$$

$$p_k = 0, \quad k > N \quad (2.21)$$

$$P_{\text{cong}} = \frac{(1 - \rho)\rho^N}{1 - \rho^{N+1}} \quad (2.22)$$

Muitos outros sistemas apresentam modificações nas equações de P_k , λ e μ . A tabela abaixo mostra vários modelos (KLEIN ROCK, 1975 & SCHWARTZ, 1978):

Modelos de Fila Parâmetros	M/M/ ∞	M/M/m	M/M/m/m
λ_k	λ	λ	$\lambda \quad k < m$ $0 \quad k \geq m$
μ_k	$k \mu$	$\min(k \mu, m \mu)$	$k \mu$
P_k	$\frac{\rho^k}{k!} \rho^{-\lambda/\mu}$	$\frac{p_0 (m\rho)^k}{k!} \quad k \leq m$ $p_0 \frac{\rho^k m^m}{m!} \quad k > m$	$p_0 \frac{\rho^k}{k!} \quad k \leq m$ $0 \quad k > m$

2.3 - Capacidade de Canal

A taxa máxima de informação que um canal pode transmitir sem erro, é denominada de sua capacidade, e é medida em bits por segundo.

Em 1924 e 1928, Nyquist publicou trabalhos relacionados do capacidade de transmissão e ruído de canal. Ele mostrou que para enviar W valores de tensão diferentes (ou outros símbolos) por segundo, é suficiente utilizar um sinal com frequências não maiores que um meio de W (NYQUIST, H., 1928). Se frequências maiores que um meio de W são enviadas, elas são redundantes, portanto não necessárias para a reconstrução das séries de sinais na recepção. Assim, um canal com amplitude de banda W pode transportar $2W$ valores diferentes por segundo. Se estiverem sendo enviados valores binários, pode-se enviar 1 elemento de cada vez numa taxa de sinalização de $2W$ elementos por segundo, para um canal de W ciclos por segundo de largura. Porém, usando transmissão em multiníveis, pode-se enviar 1 elemento de cada vez, com 2^n níveis possíveis e distinguíveis de sinal, numa taxa de sinalização de $2W$ elementos por segundo.

Se L é o número de níveis de sinalização, então:

$$n = \log_2 L \quad \text{bits} \quad (2.23)$$

e a capacidade do canal C , na ausência de ruído, é dada por:

$$C = 2W \log_2 L \quad \text{bits/seg} \quad (2.24)$$

Na prática, a capacidade de transmissão é função do ruído e dis

torção na linha e do limite na potência do sinal que pode ser usado, de modo que o número de níveis 2^n seja definido pela probabilidade de erro aceitável.

Se, por exemplo, a linha pode assumir oito estados ($L=8$), então um estado da linha é representado por 3 bits ($m=3$).

O termo "baud" é usado para medir a velocidade de sinalização da linha, e indica o número de vezes que a condição da linha se altera por segundo. Se o estado da linha representa a presença ou ausência de um elemento com igual probabilidade, então a taxa de sinalização em bauds é a mesma que bits por segundo (bps).

Shannon, em 1948, provou que um canal tem uma capacidade finita. Ele mostrou que, se o sinal está sendo enviado com uma potência S sobre o canal, cuja potência de ruído branco é N , então a capacidade do canal em bps é:

$$C = W \log_2 (1 + S/N) \quad \text{bits/seg} \quad (2.25)$$

onde W é a largura de banda do canal.

Essa equação é conhecida como lei de Shanon-Hartley, e permite calcular a taxa máxima de sinalização de um canal de comunicação, em função de dois parâmetros: largura de banda e relação sinal/ruído.

O nível de tolerância a erros num sistema de transmissão de dados deve ser cuidadosamente estudado, porque determina a maior ou menor redundância na codificação da informação. A deteriorização do sinal transmitido pode ocorrer sob duas formas: distorção e ruído. Na primeira, ocorre uma mudança indesejada na forma da onda entre dois pontos no sistema de transmissão (AS

TERN, K. J., 1975). A distorção é passível de compensação pela adição de componentes, que eliminam ou minimizam seus efeitos. Os tipos mais importantes de distorção são: atenuação na relação sinal/ruído; retardo na fase do sinal; deslocamento na frequência do sinal.

O ruído provoca uma modificação aleatória do sinal de informação alterando seu conteúdo (ASTERN, K. J., 1975). Esse tipo de deteriorização é muito difícil de ser prognosticado, a não ser em termos de probabilidade.

2.4 - Modo de Transmissão

Em geral, um canal de comunicação de dados pode ter uma das três características: transmissão sempre num sentido (simplex); transmissão num ou noutro sentido, mas nunca nos dois sentidos simultaneamente (half-duplex); ou transmissão nos dois sentidos simultaneamente (full-duplex).

A configuração simplex é usada somente se o terminal contém unicamente entradas ou saídas, mas não ambas. Por isto é raramente usada. A escolha entre half e full duplex resulta, basicamente, de um compromisso entre economia e taxa líquida de transmissão de informação.

Um grande número de aplicações de computação requer o computador para receber dados, realizar algum processamento, e então retornar com dados na saída. Basicamente, isto é uma operação half-duplex.

Existem situações onde a transmissão simultânea em am

Em ambos os sentidos pode ser usada com consideráveis vantagens. Este é o caso de um sistema com um terminal remoto onde cada caractere transmitido tem que ser ecoado para impressão. Isso pode ser feito por um circuito de controle ou remotamente pelo computador. O último caso apresenta a vantagem de facilitar a inserção de códigos de detecção de erros. Se um half-duplex é usado em tal caso, a transmissão do próximo caractere deve ser atrasada para permitir o eco do primeiro caractere. Nenhuma restrição é necessária com full-duplex.

2.5 - Sistemas de Controle de Erro

O controle de erro é necessário para assegurar que a informação recebida pelo receptor está como foi transmitida pela fonte. Existem muitos métodos para verificar e deduzir quando uma informação contém erros, para remoção desses erros. (MACHICHI, C., GUILBERT, J. F., 1979) (DAVIES and BARBER, 1972). A escolha na estratégia de utilização de um código e sua decodificação depende, também, do sistema de transmissão.

Basicamente, existem duas técnicas de controle de erros: correção direta ou por repetição e apenas detecção (Fig. 2.8).

O método de correção por retransmissão (ARQ), em grande uso, é o que transmite um bloco n de informações e espera uma resposta positiva ou negativa do receptor. Se for negativa o bloco n é retransmitido; se não, o bloco $n+1$ é enviado. Esse tipo de ARQ é chamado de transmite para e espera reconhecimento (ACK). Esse sistema pode ser usado em circuitos half e "full" duplex. Sua principal desvantagem é a perda de utiliza

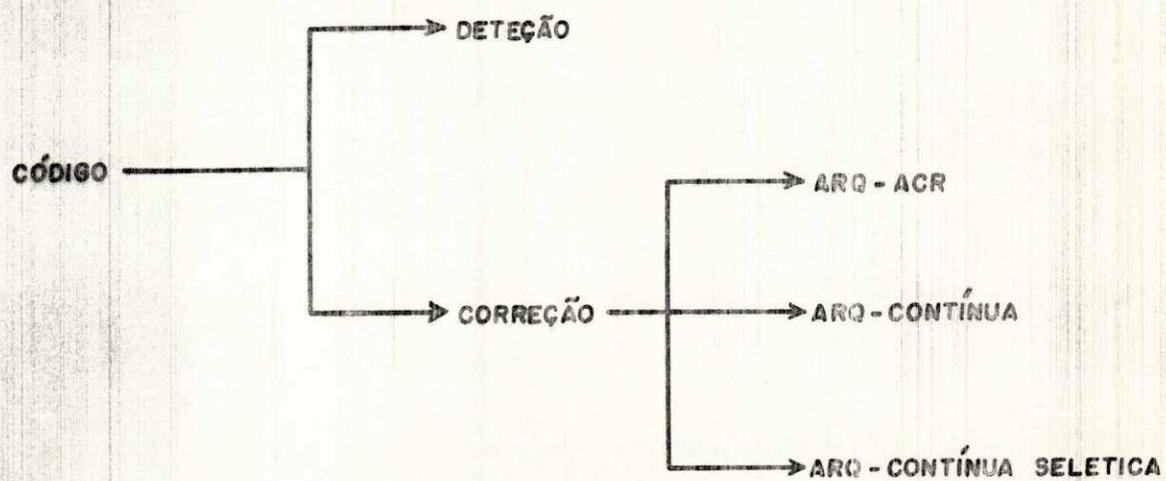


FIG. 2.8 - Estratégia de Proteção contra Erros



FIG. 2.9 - Diagrama de Tempo no Sistema ARQ-ACK

ção do canal de informação esperando o sinal ACK. (Fig. 2.9).

Supondo os erros independentes e a probabilidade de um bloco ser recebido corretamente igual a P_c e considerando que a transmissão de um bloco pode está errada durante $i-1$ repetições sucessivas e correta na seguinte, a duração de transmissão é dada por $ix(T+W)$, com uma probabilidade igual a $(1-P_c)^{i-1} \times P_c$. O valor médio do tempo necessário para transmissão de um bloco correto, é dado por:

$$\bar{T} = \sum_{i=1}^{\infty} i(T+W) P_c (1-P_c)^{i-1} \quad (2.26)$$

Então,
$$\bar{T} = \frac{T + W}{P_c} \quad (2.27)$$

E a eficiência é dada por:

$$\eta = \frac{T}{\bar{T}} = \frac{T}{T + W} \cdot P_c \quad (2.28)$$

Num canal com capacidade de C elementos binários/seg., blocos de n elementos binários e uma probabilidade de erro por elemento de τ_e , tem-se:

$$\eta = \frac{n}{n + WC} \cdot (1 - \tau_e)^n \quad (2.29)$$

Onde o tempo de espera W consiste de três componentes: o atraso de propagação, o tempo necessário para transmissão do caracter de reconhecimento e o tempo para transmissão reversa.

O método de transmissão contínua (ARQ-NAK) utiliza um circuito duplex completo ("full" duplex). Com esta estratégia

os blocos são transmitidos sucessivamente sem espera de confirmação do receptor. A transmissão é interrompida quando o receptor identifica uma recepção negativa. Se for conveniente repetir m blocos anteriores e ocorrer $i-1$ blocos errados sucessivamente, a duração de transmissão é $(i-1)m + 1$ unidades de tempo, e a probabilidade de ocorrência de um bloco sem erro é $P_c(1-P_c)^{i-1}$. Assim, o valor médio do tempo necessário para transmissão de um bloco correto é dado por:

$$\bar{T} = \sum_{i=1}^{\infty} ((i-1)m + 1) T \cdot P_c (1 - P_c)^{i-1} \quad (2.30)$$

Donde,
$$\bar{T} = T \left(1 + m \frac{1 - P_c}{P_c} \right) \quad (2.31)$$

Então a eficiência é dada por:

$$\eta = \frac{T}{T \left(1 + m \frac{1 - P_c}{P_c} \right)} = \left(1 + m \frac{1 - P_c}{P_c} \right)^{-1} \quad (2.32)$$

A estratégia de repetição seletiva representa uma evolução dos dois métodos anteriores. Seu princípio é simples: quando um erro é detetado o transmissor repete unicamente o bloco identificado em erro. Para isto o receptor tem que identificar o bloco em erro. Analogamente, neste caso o valor médio do tempo de transmissão de um bloco correto é:

$$\bar{T} = \frac{T}{P_c} \quad (2.33)$$

E, a expressão de eficiência é:

$$\eta = Pc \quad (2.34)$$

ou,
$$\eta = (1 - \tau e) \quad (2.35)$$

Os sistemas FEC, em geral, apresentam baixo NDT por que incorporam um número fixo de dígitos redundantes independentes da probabilidade de erro instantânea do canal de transmissão. Por outro lado, em uma situação de alta probabilidade de erros a frequência de repetição de um arranjo ARQ pode se tornar muito alta reduzindo assim o NDT. Conjectura-se que um sistema híbrido pode portanto ser vantajoso (AGUIAR^{*}).

O número de elementos redundantes em códigos bloco FEC é função da capacidade de correção necessária e é determinado pela seguinte relação (PETERSON and WELDON, 1972):

$$2^R \geq C_n^1 + C_n^2 + \dots + C_n^t + 1 \quad (2.36)$$

Onde R representa o número de dígitos redundantes e t a capacidade de correção de erros. Conseqüentemente, a eficiência é dada por:

$$\eta = \frac{n - R}{n} \times 100\% \quad (2.37)$$

Assim, para uma capacidade de correção de apenas um erro a eficiência é dada por (para códigos perfeitos); (PETERSON and WELDON, 1972):

$$\eta = \frac{n - \log_2 (n + 1)}{n} \times 100\% \quad (2.38)$$

* Dissertação de Mestrado em Preparação (UFPB, 1980).

e se $n = 2^k - 1$, resulta:

$$\eta = \left(\frac{n - k}{n} \right) \times 100\% \quad (2.39)$$

Neste estudo nenhum mecanismo de controle de erros foi proposto ou implementado. Entretanto, o dimensionamento dos meios de transmissão é função do sistema de controle de erros empregado.

CAPÍTULO III

CONFIGURAÇÃO DE REDES

Considerações de desempenho, custo e confiabilidade determinam a configuração de uma rede, isto é, definem a topologia e a forma de interligação entre terminais e computadores. Esquematicamente, tem-se quatro tipos de configuração: em estrela, através de circuitos multipontos, em árvore e em anel. Na prática, combinações e hierarquias de subredes dos vários tipos são encontradas. Entretanto, a compatibilidade elétrica entre terminais, computadores, periféricos, etc., é uma necessidade que independe do tipo de configuração escolhida. Para assegurar esta compatibilidade nas interligações de equipamentos de diferentes fabricantes, tem-se padronizado a natureza dos sinais elétricos utilizados. Essa padronização define as características física e funcional das interfaces.

As normas de maior aceitação nos países Ocidentais são RS-232-C e V-24, respectivamente, propostas pela EIA (Electro

nics Industry Association) e CCITT (Comité Consultatif International Telegraphique e Telephonique). Outra norma utilizada, principalmente para terminais eletromecânicos, é a de corrente de malha, fixada em 20 mA (vide Apêndice B).

3.1 - Configuração em Estrela

Em uma configuração em estrela os terminais são radialmente ligados ao computador central, como mostra a Fig. 3.1. Esse tipo de configuração é simples e requer uma interface de entrada/saída para cada periférico, além de um par de MODEM(S) para cada terminal remoto.

Em geral, utiliza-se um computador de reserva (Back-up) que deve assumir todas as funções, no caso de falha do primeiro.

A função de controle do fluxo de dados numa linha de comunicação é chamada DLC (Data Link Control). Esta função compreende ainda o sistema de proteção contra erros de transmissão, produzidos pelo ruído, como também a recuperação e sincronização do clock. "Hardware" e "software" são adicionados para realizar essas funções. Em se tratando de um número grande de terminais e para liberar o computador para outras tarefas, algumas vezes é preferível realizar estas funções externamente ao computador, através de um FEP ("Front-End-Processor") (DAVIES & BARBER, 1972). Um mini ou mesmo um micro-computador pode ser utilizado para a implementação deste controlador externo. Nos chamados terminais inteligentes estas funções de controle são incorporadas neles próprios. No caso de terminais geograficamen

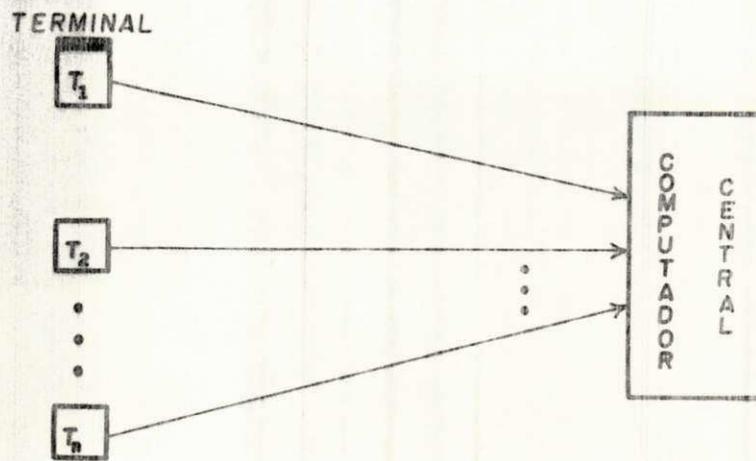


FIG. 3.1 - Configuração em Estrela

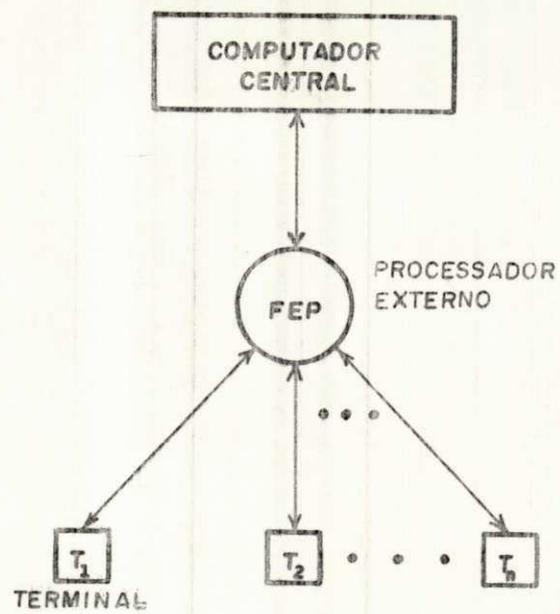


FIG. 3.2 - Processador Externo (FEP) em uma Rede em Estrela

te próximos entre si e separados do sistema central, pode ser economicamente interessante a utilização de um controlador do tipo multiplex que exerça aquelas funções localmente.

3.2 - Circuitos Multipontos

Por economia, um simples cabo pode ser usado para conectar vários terminais ao sistema central (JAMES MARTIN, 1972). (Fig. 3.3). Neste caso, torna-se necessário definir uma estratégia e um conjunto de regras para regulamentar a utilização da linha, como também um mecanismo de identificação dos terminais.

Várias técnicas são usadas para definir a origem de uma mensagem na configuração multiponto. Por exemplo, uma palavra de n bits pode ser usada como endereço de 2^n terminais, ou como atividade de n terminais. Outro exemplo de protocolo de identificação é o Advanced/Data-Communication Control procedure (ADCC). (DONNAN, KERSEY, 1974). Esse protocolo tem duas características básicas que são recomendadas pelo CCITT: um "flag" de 8 bits para indicar início e fim de mensagem mais palavras de controle e indicação de tamanho fixado (Fig. 3.4).

Para definir dentro de um esquema qual dos terminais irá usar o canal de comunicação, existem, comumente, dois esquemas básicos: *polling* e *contenção*.

No *polling* o computador central pode fazer a pergunta ao periférico, de maneira independente, e uma resposta do terminal indicará se pode ou não ocupar a linha de transmissão.

Na *contenção* todos os terminais com disponibilidade de comunicação ficam na espera para poder ocupar a linha de

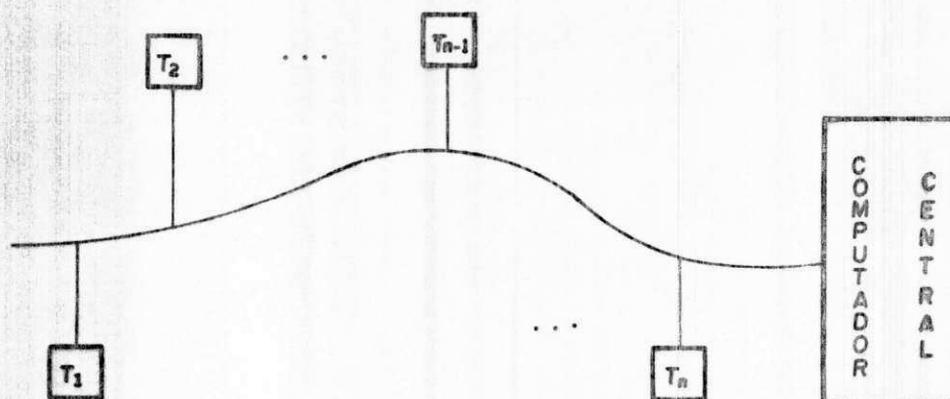


FIG. 3.3 - Circuito Multiponto

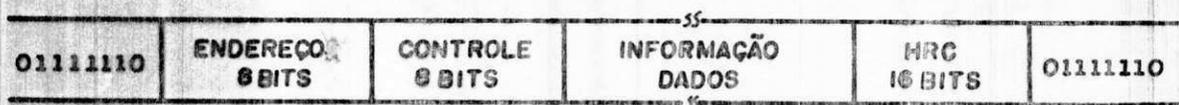


FIG. 3.4 - Advanced DATA - Communication Control
Procedure (ADCCP)

transmissão. E esse instante não é uma decisão do computador, como acontece com o polling, mas do próprio controlador de linha.

3.3 - Configuração em Árvore

Nessa configuração, Fig. 3.5, os terminais não são conectados diretamente a um computador central.

As informações passam por um mesmo nó para ser enviadas ao computador central. Um micro ou mini-computador pode ser usado nesse nó para coletar caracteres ou mensagens de terminais individuais e transmiti-los ao computador central, ao mesmo tempo em que envia uma identificação da fonte de dados. Dependendo do modo de operação esse nó pode ser chamado de multiplexador ou concentrador (vide Cap. II). A configuração em árvore é bastante usada em controle de processos em tempo-real, onde dados são enviados para um terminal intermediário para relatório e remetidos para um computador central que efetua controle e processamento dos mesmos.

3.3.1 - Multiplexação

Um multiplexador usa uma linha de alta velocidade de transmissão para ter uma equivalência de vários terminais. Assim, um multiplexador tem a mesma capacidade de saída que o total de entradas. Várias técnicas são usadas para combinar diversos sinais correspondentes aos canais de comunicação em um único sinal: multiplexação por divisão de frequência (FDM), multi

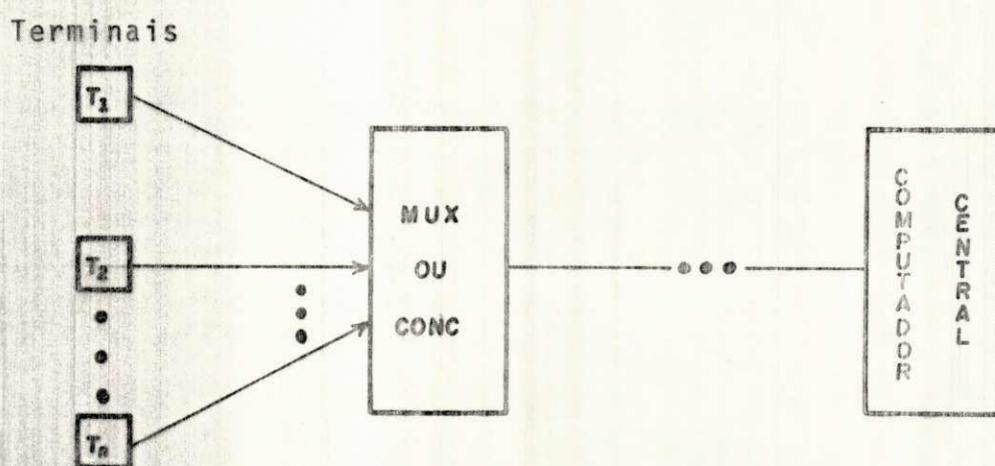


FIG. 3.5 - Configuração em Árvore



FIG. 3.7 – Banda de Transmissão numa Multiplexação por Divisão de Frequência

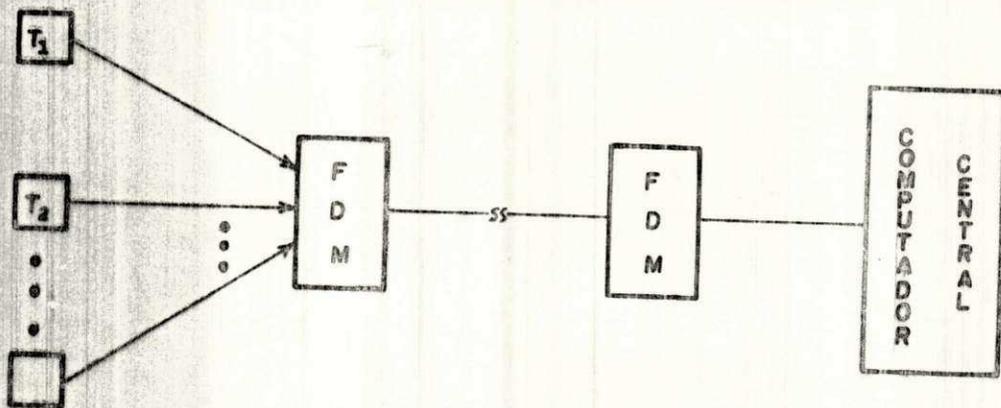


FIG. 3.6 – Multiplexação por Divisão de Frequência (FDM)

plexação síncrona por divisão de tempo (STDM), multiplexação por divisão ortogonal (MDO), etc.

Na técnica FDM os diversos sinais dos canais são transmitidos simultaneamente mas alocados em faixas diferentes do espectro de frequência. Cada linha, a ser multiplexada, é modulada e transmitida nesse canal. O processo inverso, de modulação, é realizado no final da linha de transmissão.

Na figura 3.7 é mostrada a combinação dos sinais transmitidos numa linha de alta-velocidade. A separação "f" entre os canais é necessária para garantir que a transmissão sobre um canal não interfira no outro. Nesse tipo de multiplexação não há necessidade de transmissão de endereços, porque a própria faixa de frequência ocupada pelo terminal serve para identificar seus dados.

Na técnica STDM o multiplexador consiste de uma chave correndo ciclicamente cada terminal por um certo tempo. Como mostra a Fig. 3.9, há necessidade de transmissão de uma indicação dos estados dos terminais, que pode ser seus endereços ou suas atividades. Num sistema com n terminais o tempo é dividido em n lotes iguais a $1/n$ do tempo para realizar uma varredura completa. Cada terminal ocupa um desses lotes de tempo. Quando um terminal não tiver dados, um caracter "null" é transmitido. Num sistema STDM há necessidade de modem, como mostra a figura 3.

A multiplexação por divisão ortogonal (MDO) é baseada na ortogonalidade de conjuntos de funções (VILAR FRANÇA, 1978). A figura 3.10 mostra o diagrama em blocos de um sistema MDO.

Outros tipos de multiplexação como a multiplexação digi

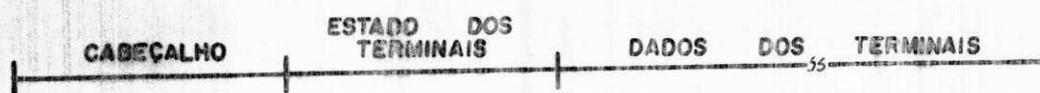


FIG. 3.9 - Formato de uma Transmissão STM

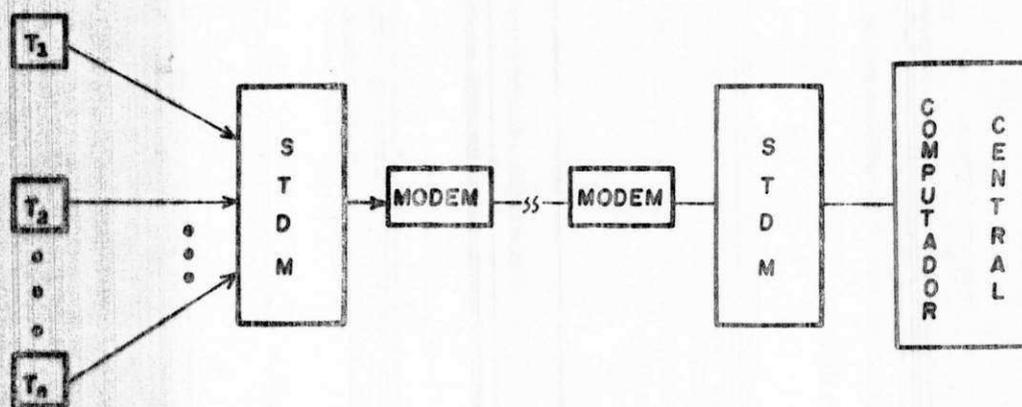


FIG. 3.8 - Multiplexação Síncrona por Divisão de Tempo (STDM)

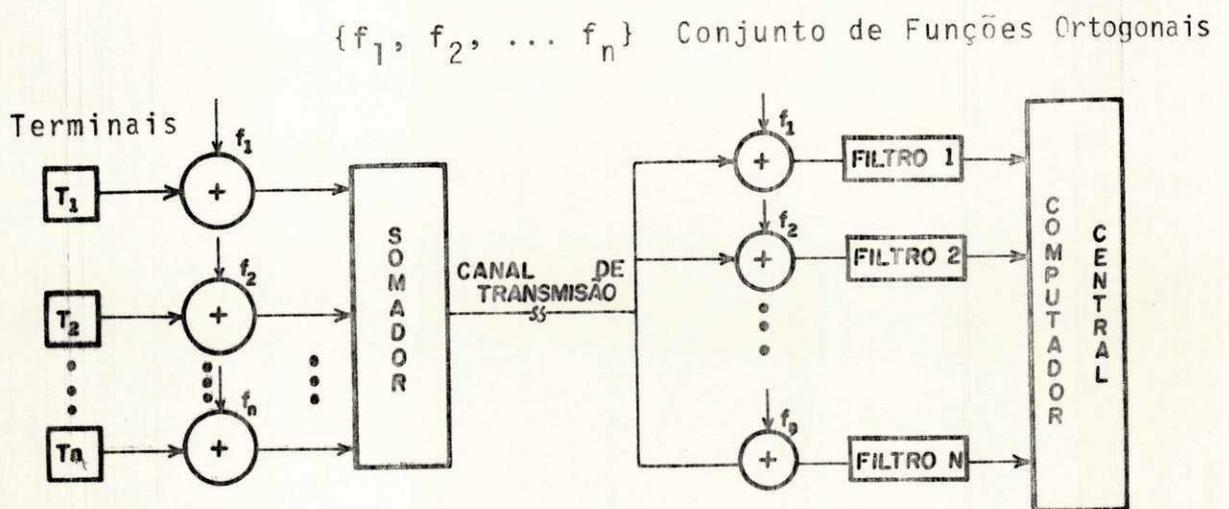


FIG. 3.10 - Sistema de Multiplexação por Divisão Ortogonal (MDO)

tal por divisão em códigos cíclicos (MDDCC) (WILLIAM GIOZZA, 1979), a multiplexação por divisão em seqüências (HARMUTH & MURTY, 1973), a multiplexação por divisão em códigos (VILAR FRANÇA, 1978), e a multiplexação adaptativa por função de maioria (ROCHA NETO, 1975).

3.3.2 - Concentração

Um concentrador usa os espaços de tempo que um multiplexador perde, quando um terminal não está ativo, para transmitir mais dados. Desse modo a capacidade de transmissão pode ser menor que a soma da capacidade dos terminais. Esta ilustração é mostrada na Fig. 3.11 para quatro terminais: T, P, Q e R.

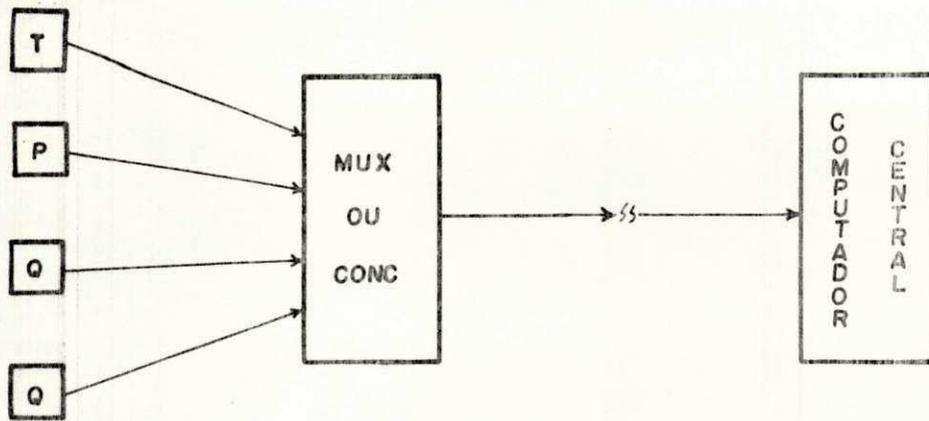
Como se mostra nessa figura, alocação dinâmica permite uma redução do tempo de ociosidade da linha de transmissão.

Essa técnica de multiplexação por alocação dinâmica é, também, conhecida por multiplexação assíncrona por divisão de tempo (ATDM) (DOLL, 1972).

Numa ATDM há necessidade de um "buffer" para armazenar os dados no caso de aumentar o número de terminais ativos. Para se implementar um sistema ATDM é feito um estudo de tráfego, relacionando os fatores de identificação de tráfego, distribuição de chegada de dados dos terminais, tamanho dos dados, disciplina a ser adotada nas filas de espera e probabilidade de perda de informação.

CHU (CHU, 1969), analisou um sistema dinâmico supondo distribuição de chegada de Poisson. O atraso médio por mensagem é dado por:

Terminais



TEMPO DE ATIVIDADE	TERMINAL
T ₁	T e P
T ₂	P e Q
T ₃	NENHUM
T ₄	T, Q e P

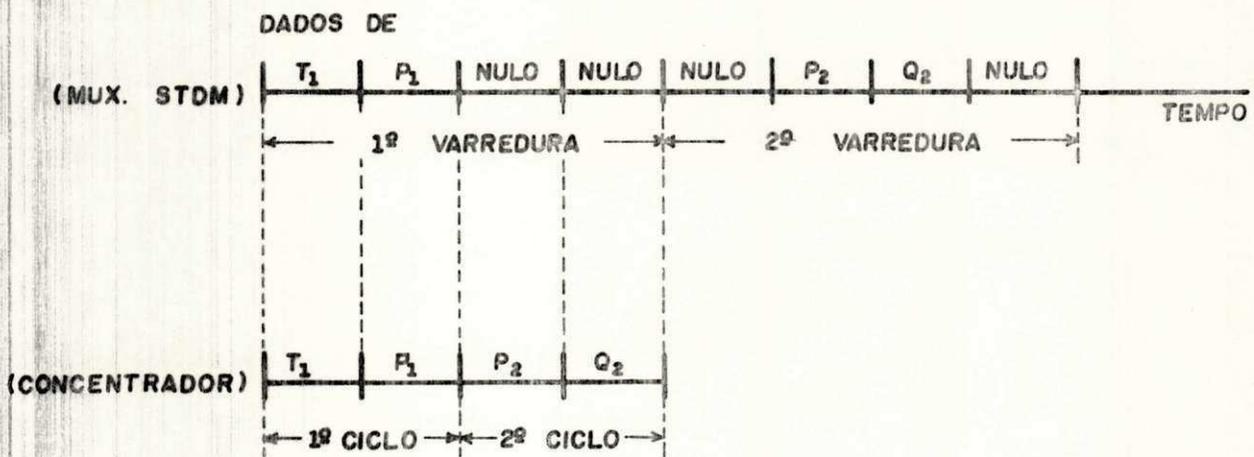


FIG. 3.11 - Comparação entre Multiplexador STDM e Concentrador

$$D = \frac{\lambda(2\bar{\ell} - 1)\bar{\ell}}{2(1 - \lambda)} \quad (3.1)$$

onde, $\bar{\ell}$ = comprimento médio de mensagem

λ = taxa de chegada de mensagem

No fim da linha, no demultiplexador, o tempo de espera é dado por:

$$E = \frac{\rho(2\bar{\ell} - 1)}{2(1 - \rho)} \quad (3.2)$$

onde, $\rho = \frac{\lambda \bar{\ell}}{\mu}$

e μ = taxa de transmissão.

Estas duas equações com o tamanho do buffer, determinam a probabilidade de "overflow".

Um ATDM consiste de um buffer, um circuito de controle e um circuito de chaveamento para escolha do terminal, como mostra a Figura 3.12. Como se pode ver, com poucas modificações num sistema de multiplexação convencional se tem uma multiplexação dinâmica: primeiro a varredura dos terminais só é feita nos que estão ativos; segundo o tamanho do buffer tem que ser dimensionado pelo tempo de interchegada de dados e o comprimento desses, evitando o problema de congestionamento.

O comprimento máximo da fila de qualquer "buffer" é função do tráfego de chegada e da taxa de saída. O tamanho do "buffer" é escolhido para acomodar esse tamanho máximo esperado. Uma or

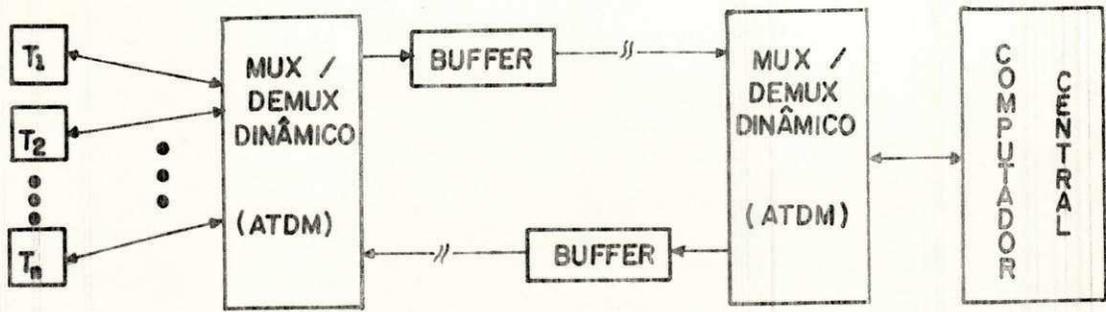


Fig. 3.12 - Sistema com Concentrador

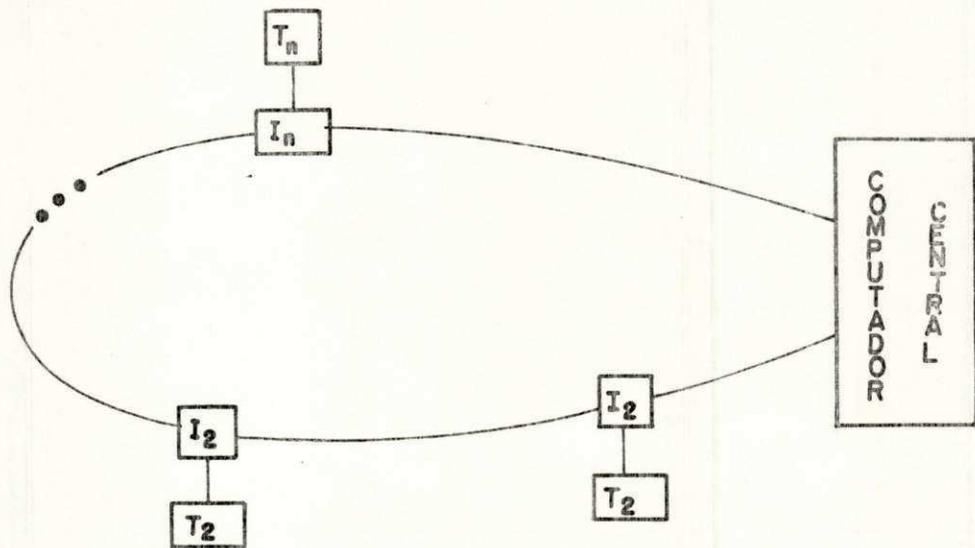


Fig. 3.13 - Configuração em Anel

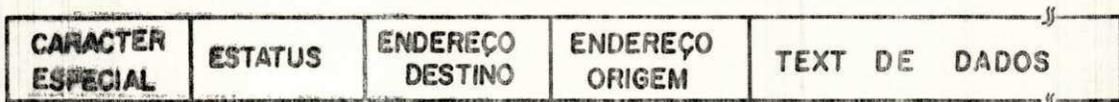


Fig. 3.14 - Formato de "Frame" no Anel de Pierce

-se bastante reduzida, uma vez que durante os intervalos de tempo alocados aos canais inativos nenhuma informação é transmitida. Basicamente, há duas formas de aproveitamento deste tempo ocioso: transmissão de elementos redundantes nos canais ativos (PETERSON, W. W. & WELDON, Jr., 1972), e alocação dinâmica da capacidade do canal em função da demanda (DOLL, D. R., 1972). Assim, cada intervalo de tempo, independentemente de sua posição relativa no ciclo, pode servir a qualquer usuário. Obviamente, um mecanismo de identificação da informação por usuário deve ser estabelecido, bem como uma estratégia de redistribuição do tempo extra disponível deve ser definida.

Ultimamente, considerável interesse tem sido demonstrado em sistemas de multiplexação de utilização adaptativa para aplicações em comunicações via satélite, redes de computadores e telemetria. Neste trabalho, algumas das vantagens tais como, controle do fluxo de informação, suavização de tráfego e economia são apresentados em conexão com um estudo comparativo de quatro modelos diferentes.

Assumindo uma distribuição de Poisson para a estatística de chegada dos dados, a probabilidade de estouro nos armazenadores ou congestionamento do sistema, pode ser dada por (KLEINROCK, 1975):

$$P_{OV} = \frac{(1 - \rho) \rho^N}{1 - \rho^{N+1}} \quad (4.1)$$

Onde ρ é o fator de ocupação e N o tamanho do armazenador.

4.1 - Descrição dos Modelos

4.1.1 - Modelo - M-1

Neste modelo o comprimento total da mensagem é fixo, mas a parte para transmissão de dados tem organização variável. (Fig. 4.1)

As posições no quadro (ciclo) são ocupadas ordenadamente (na ordem crescente de suas numerações) pelos canais ativos. Por exemplo, para um sistema de oito canais (Fig. 4.2) com os terminais T_3 , T_5 , T_6 e T_7 ativos, as posições D_1 e D_5 são ocupadas por informações do canal 3, as posições D_2 e D_6 são ocupadas pelo canal 5 e finalmente as posições D_3 e D_7 , D_4 e D_8 são ocupadas pelos canais 6 e 7, respectivamente.

Assim, a capacidade total do sistema é distribuída em função da demanda, sem estabelecer canais prioritários. Evidentemente, um vetor atividade há que ser transmitido em cada ciclo de modo a permitir a distribuição das informações pertinentes a cada usuário. O comprimento do ciclo, em função da taxa de transição, isto é, da taxa de mudanças da configuração de atividade (secção 4.2.1) e da probabilidade de estouro dos armazenadores, pode conter um número fixo de "bytes" ≥ 1 para um mesmo vetor atividade. Obviamente, a eficiência do modelo crescerá proporcionalmente a este número ou inversamente com a frequência com que o vetor atividade é transmitido. A implementação do sistema e a recuperação de sincronismo de quadro tornam-se simples uma vez que o comprimento do ciclo é fixo, e dividido em blocos de 8 bits (para utilização do microprocessador (MC6800)).

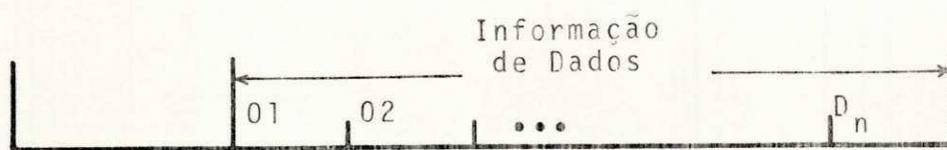


FIG. 4.1 - Formato da Mensagem no M-1.

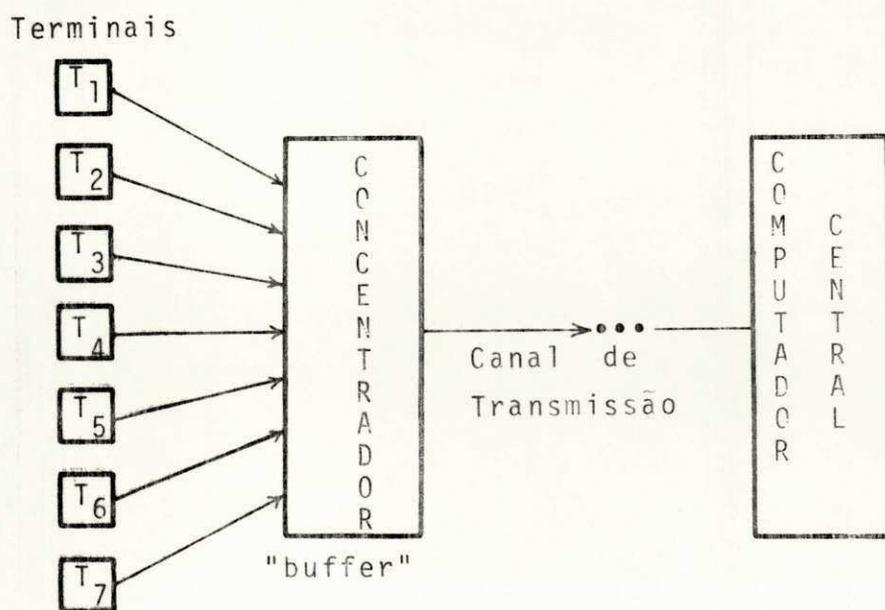


FIG. 4.2 - Sistema de Concentrador com oito terminais.

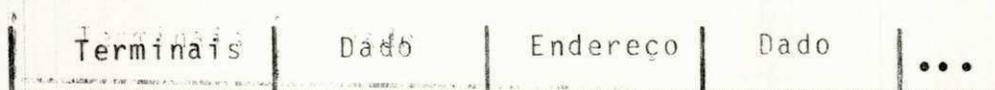


FIG. 4.3 - Formato da Mensagem no M-2.

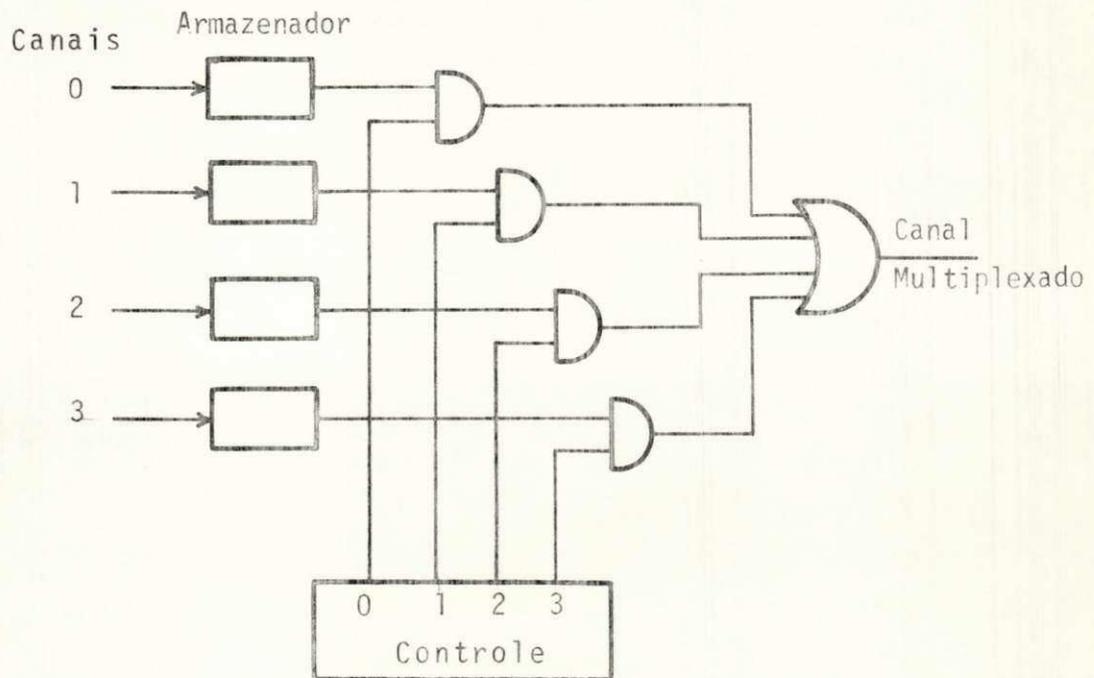
4.1.2 - Modelo M-2 (Fig. 4.3)

Neste modelo a informação não é organizada em quadros fixos mas em blocos com campos de endereço e de informação. O endereço para cada "byte" ou para um número fixo de "bytes" permite a distribuição da informação e, analogamente ao modelo M-1, divide a capacidade total do sistema em função da demanda (DAVIES & BARBER, 1972).

A Fig. 4.4 ilustra o processo para este modelo de multiplexação para quatro canais. Os blocos de informação são todos de mesmo número de elementos e cada canal é provido de um armazenador com capacidade mínima de um bloco. O controle examina se os armazenadores estão completos, envia seus endereços e em seguida as informações. Por sua vez o controle no demultiplexador examina os endereços, identificando a origem de cada bloco de informação distribuindo-os para os respectivos destinos.

Multiplexação dinâmica por endereçamento de bytes torna-se ineficiente quando o campo dedicado ao endereçamento tem comprimento considerável em comparação com o comprimento do campo de informação. Em princípio, o número mínimo de elementos de endereçamento é dado por: $k = \log_2 n$ onde n é o número de usuários.

Em geral, como o número de bits dedicados a endereçamento não corresponde a um número inteiro de bytes, dois efeitos negativos podem ocorrer: uma fração ou frações de bytes não são aproveitadas ou a formatação torna-se mais complexa.



Um exemplo:

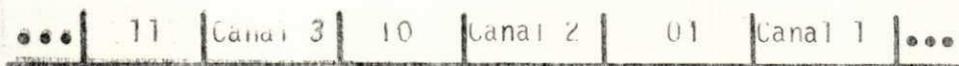


FIG. 4.4 - Multiplexação Dinâmica com alocação de endereço.

4.1.3 – Modelo M-3

Neste modelo o comprimento do quadro é variável mas a organização da informação dentro dos quadros é fixa. Assim, por exemplo, apenas cinco blocos de informação são enviados por quadro se cinco canais estiverem ativos. A locação da informação dentro do quadro se faz em ordem crescente de suas posições no vetor atividade, como mostra a Figura 4.5. Neste modelo a eficiência de transmissão é também função da probabilidade de atividade, da frequência de transmissão do vetor atividade e da capacidade dos terminais.

Neste modelo, há necessidade de distinção entre os blocos de informação e de atividade, a qual é feita através da introdução de um cabeçalho, como indica a Figura 4.5.

4.1.4 – Modelo M-4

A diferença deste modelo quando comparado com o M-3 é de que o vetor atividade somente é transmitido quando há transição do mesmo. Assim, a eficiência é função da probabilidade de transição.

Os dados dos terminais ocupam posições dentro da mensagem na mesma ordem de suas indicações de atividade no vetor de atividade, e haverá transmissão de novos dados, sem o envio do vetor de atividade, até uma transição de atividade dos terminais. A Figura 4.7 exemplifica o formato de transmissão para quatro terminais ativos.

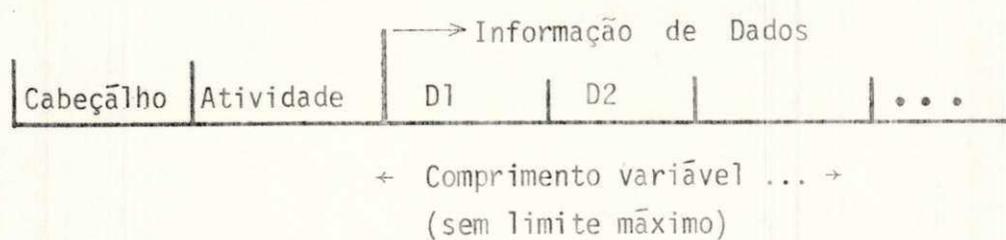


FIG. 4.5 — Formato da mensagem no M-3.

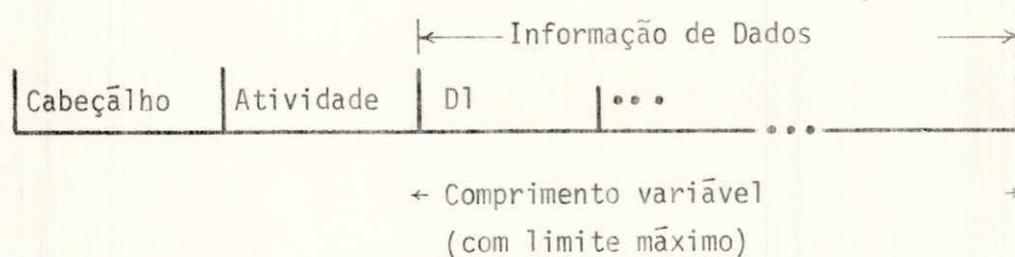


FIG. 4.6 — Formato da Mensagem no M-4.

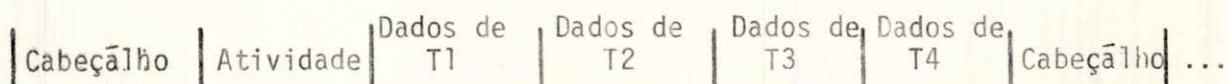


FIG. 4.7 — Formato da Mensagem no M-4, para 4 terminais ativos e 4 inativos.

4.2 - Estudo Comparativo

4.2.1 - Eficiência

A eficiência de um canal é avaliada pela relação:

$$\text{eficiência} = \eta = \frac{\text{"bytes" de informação transmitidos}}{\text{total de "bytes" transmitidos}} \times 100\%$$

Sendo C_i ($i = 1, 2, \dots, n$), o número de caracteres transmitidos com N_i elementos e U_i elementos de redundância ou sincronização, onde $U_i = D_i - N_i$, então a eficiência pode ser dada por:

$$\eta = \frac{\sum_{i=1}^n C_i N_i}{\sum_{i=1}^n C_i D_i} \quad (4.2)$$

Pode-se ver que um aumento de redundância na transmissão, diminui a eficiência do canal. Mas, pode-se utilizar esta redundância para melhorar a confiabilidade do canal. Portanto, deve-se levar em consideração estes dois parâmetros.

A eficiência nos modelos apresentados é uma função do comprimento do ciclo, isto é, do número total de "bytes" de informação para um mesmo vetor de atividade. Todavia, o comprimento do ciclo deve ser dimensionado, considerando-se a probabilidade de transição do vetor de atividade que por sua vez é função da atividade dos canais de entrada.

Seja $\bar{A} = (a_0, \dots, a_i, \dots, a_n)$ o vetor atividade, onde:

$$a_i \in \{0, 1\}$$

tem-se que,

$$P(a_i = 0) = 1 - P(a_i = 1) \quad (4.3)$$

E $P(a_i = 1)$ é a probabilidade de atividade de um canal genérico. A probabilidade de transição de um vetor de atividade \bar{A}_i para \bar{A}_j é dada por $P(\bar{A}_j/\bar{A}_i)$, onde $\bar{A}_j \neq \bar{A}_i$. Assim, tem-se que a probabilidade de transição P_m do vetor atividade é dada por:

$$P_m = \sum_{i=1}^{2^n} P(\bar{A}_i) \cdot P(\bar{A}_j/\bar{A}_i) \quad (4.4)$$

Por outro lado:

$$P(\bar{A}_j/\bar{A}_i) = P(b_0/a_0) \cdot P(b_1/a_1) \dots P(b_n/a_n)$$

$$\therefore P(\bar{A}_j/\bar{A}_i) = \prod_{k=1}^n P(b_k/a_k) \quad (4.5)$$

Uma vez que os componentes a_k de atividade dos usuários são independentes, tem-se que:

$$P(b_i/a_i) = P(b_i) \quad (4.6)$$

$$\text{e, } P(\bar{A}_j/\bar{A}_i) = \prod_{k=1}^n P(b_k) \quad (4.7)$$

para terminais independentes.

Um programa em BASIC (ver Apêndice C-3), foi utilizado para calcular as probabilidades de transição de atividade em função das atividades dos canais de entrada. Estes resultados são apresentados neste mesmo Apêndice.

M-1

Nesse modelo o comprimento do ciclo, que é função do número de "bytes" enviados para um mesmo vetor atividade, deve ser um compromisso entre eficiência e atraso.

O comprimento do ciclo pode ser dado por:

$$L = n_c \times n_b + 1 \quad (4.8)$$

onde, $n_c \equiv$ número de canais de entrada

e, $n_b \equiv$ número de "bytes" por canal por ciclo.

Então a eficiência no modelo M-1 será dada por:

$$\eta = \left(\frac{n_c \cdot n_b}{n_c \cdot n_b + 1} \right) \times 100\% \quad (4.9)$$

Se a probabilidade de transição do vetor atividade é P_m , em média, pode-se enviar $\bar{n}_b = 1/P_m$ "bytes" por canal por ciclo. Por exemplo, se $P_m < 0,5$ pode-se enviar 2 "bytes" por canal por ciclo. Resultando, portanto, em $\eta = 34,1\%$.

M-2

Nesse modelo a eficiência $\bar{\eta}$ é dada por:

$$\bar{\eta} = \frac{n_{BD}}{n_{BE} + n_{BD}} \times 100\% \quad (4.10)$$

onde, n_{BD} = número de "bytes" de dados;

e, n_{BE} = número de "bytes" de endereços.

A eficiência $\bar{\eta}$ é uma função do comprimento da mensagem (Eq. 4.10). A Fig. 4.8 mostra esta relação. A disponibilidade de maior quantidade de dados de cada terminal, para se aumentar o comprimento do ciclo e, conseqüentemente, a eficiência, é função da atividade desse terminal. Portanto, no dimensionamento do comprimento do ciclo deve-se considerar a probabilidade de atividade do terminal.

M-3

No modelo M-3 o comprimento do ciclo é dado por:

$$L = 1 + n_b \cdot n_a \quad (4.11)$$

onde, n_a \equiv número de canais ativos.

Então, a eficiência nesse modelo é dada por:

$$\bar{\eta} = \frac{n_b \cdot n_a}{1 + n_a \cdot n_b} \quad (4.12)$$

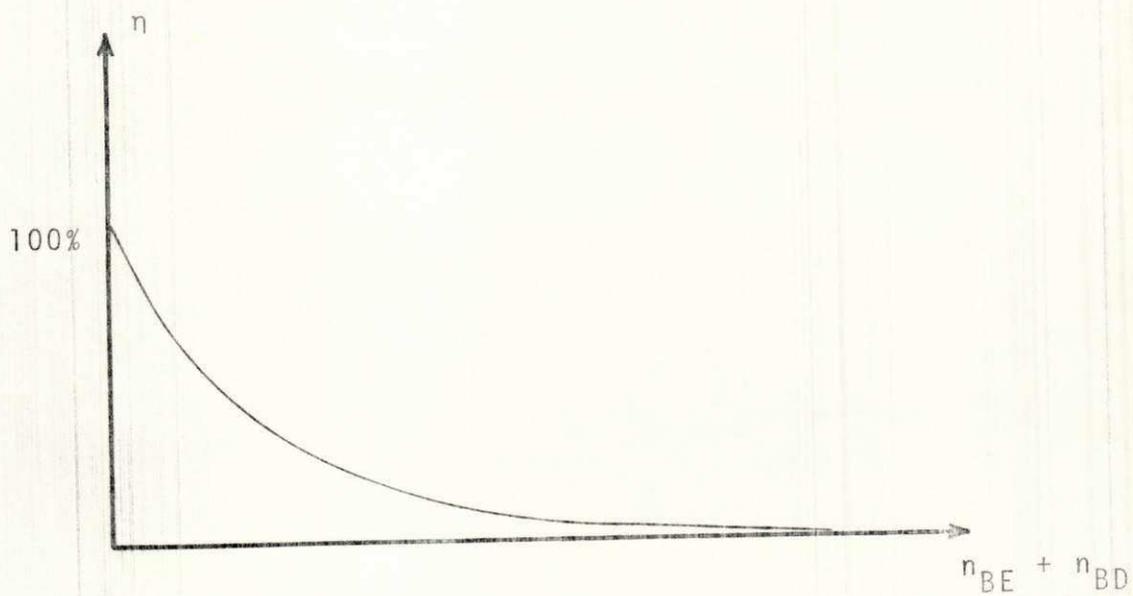


FIG. 4.8 – Eficiência versus comprimento da mensagem com o número de "bytes" de dados fixo.

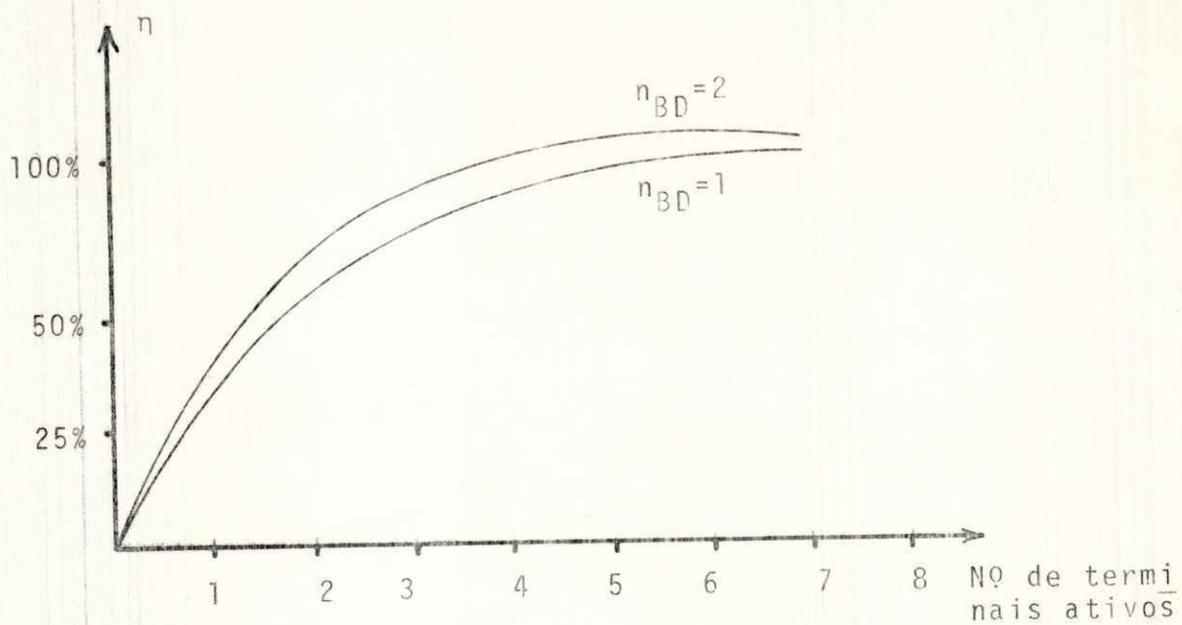


FIG. 4.9 – Eficiência versus número de terminais ativos no M-3.

A Tabela 4.1 mostra os cálculos para o caso de oito canais de entrada.

TABELA 4.1

n_a	η (para $n_b=1$)%	η ($n_b=2$)%
1	50,0	66,7
2	66,7	80,0
3	75,0	85,7
4	80,7	88,9
5	83,3	90,9
6	85,7	92,3
7	87,5	93,3
8	88,9	94,1
0	00,0 (ocioso)	00,0 (ocioso)

Como se vê no gráfico da Fig. 4.9, a eficiência para este modelo depende do número de terminais ativos, ficando o canal totalmente ocioso para nenhum terminal ativo.

M-4

O comprimento médio do ciclo depende da probabilidade de transição do vetor atividade dos canais de entrada, e é dado por:

$$L = 2 + \frac{P_A}{P_m} \quad (4.13)$$

E a eficiência média é dada por:

$$\eta = \frac{P_A}{2 \cdot P_m + P_A} \times 100\% \quad (4.14)$$

A Fig. 4.10 mostra a variação da eficiência em função da probabilidade de atividade para oito terminais.

4.2.2 - Ocupação

O fator de ocupação é dado por,

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu C} \quad (4.15)$$

Onde C é a capacidade de transmissão do canal.

Para uma eficiência $\eta < 100\%$, o fator de ocupação (Eq. 4.15) fica:

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu C \cdot \eta} \quad (4.16)$$

As Fig. 4.11, 4.12, 4.13 e 4.14 mostram o fator de ocupação em relação a eficiência do canal principal para os quatro modelos.

4.2.3 - Tamanho do Armazenador

A estatística de bloqueamento define o tamanho do armazenador. Esta probabilidade é dada pela Eq. 2.22, e é mostrada na equação seguinte:

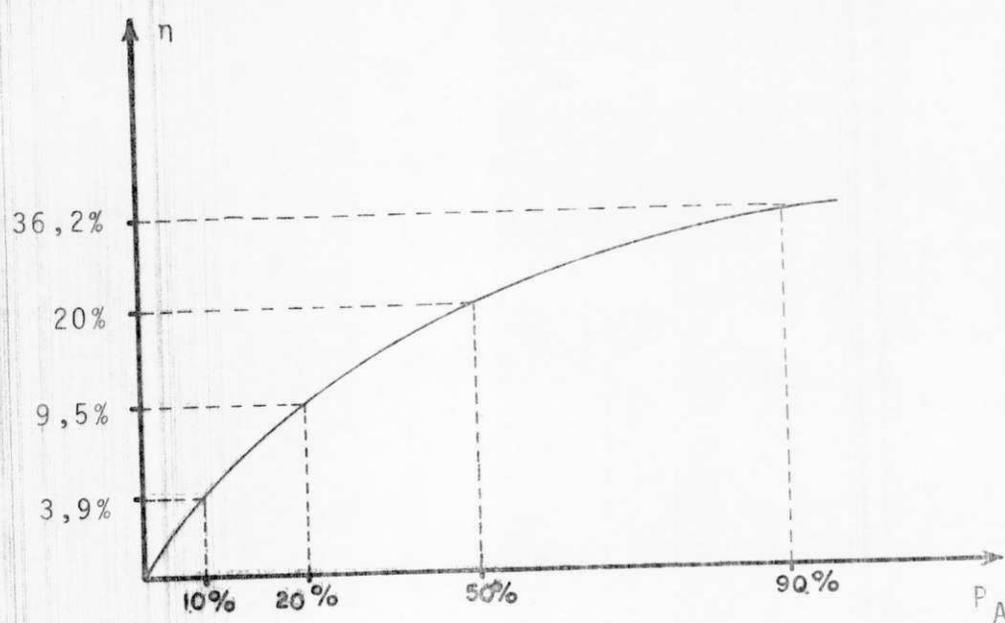


FIG. 4.10 – Eficiência versus estatística de atividade no M-4.

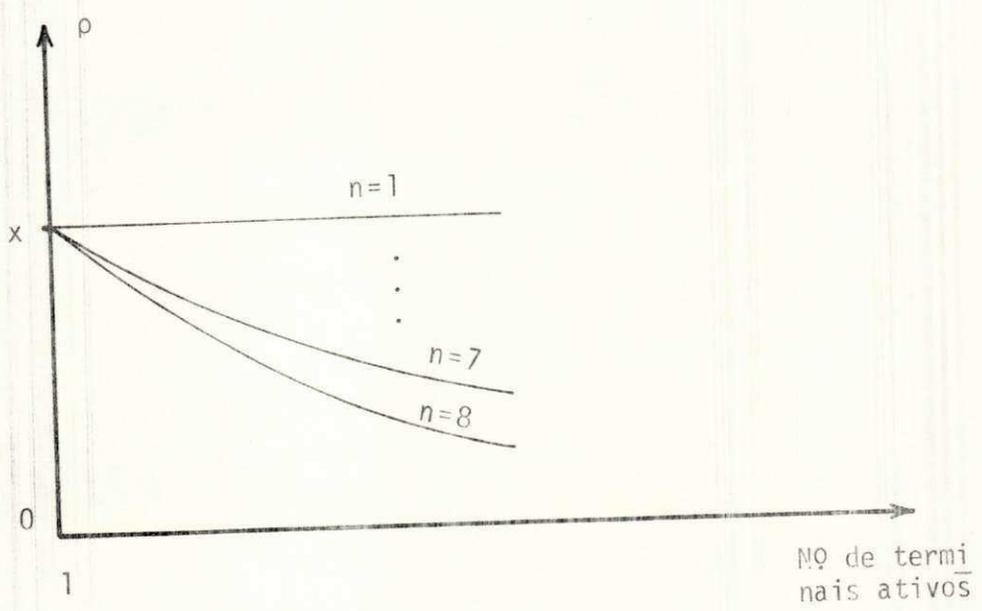


FIG. 4.11 - M-1

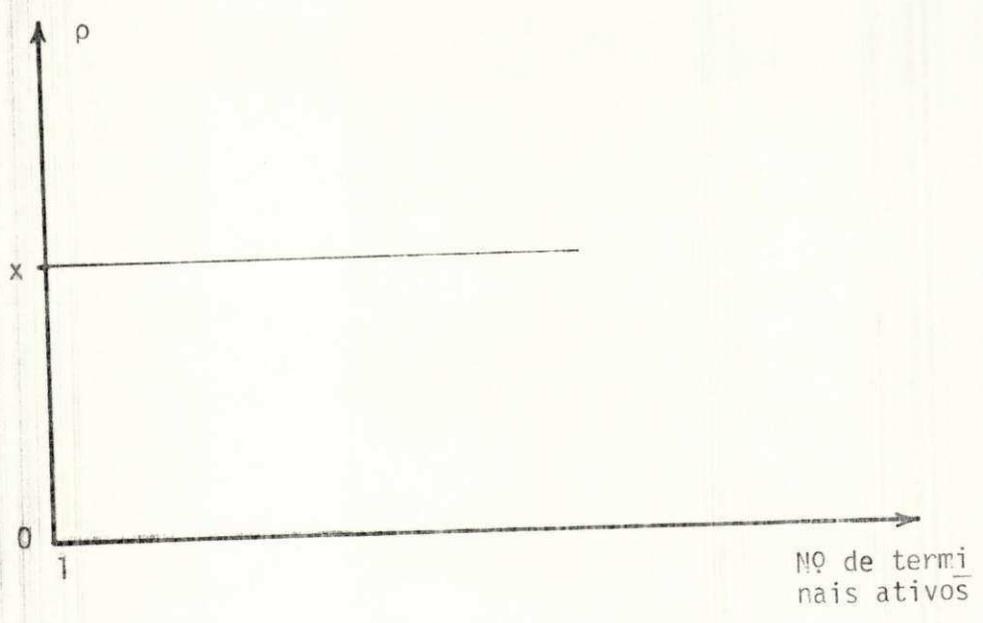


FIG. 4.12 - M-2

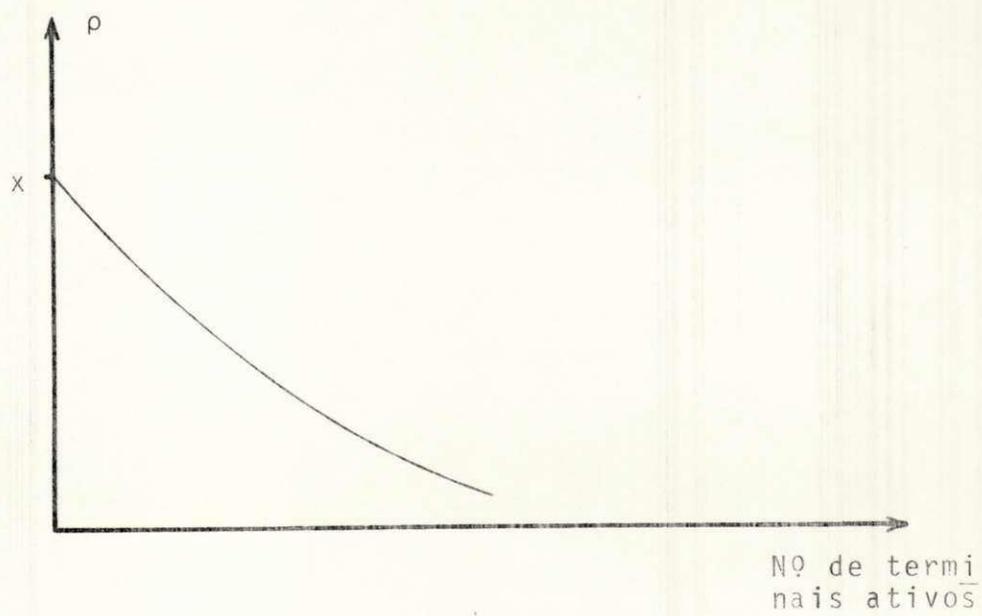


FIG. 4.13 - M-3

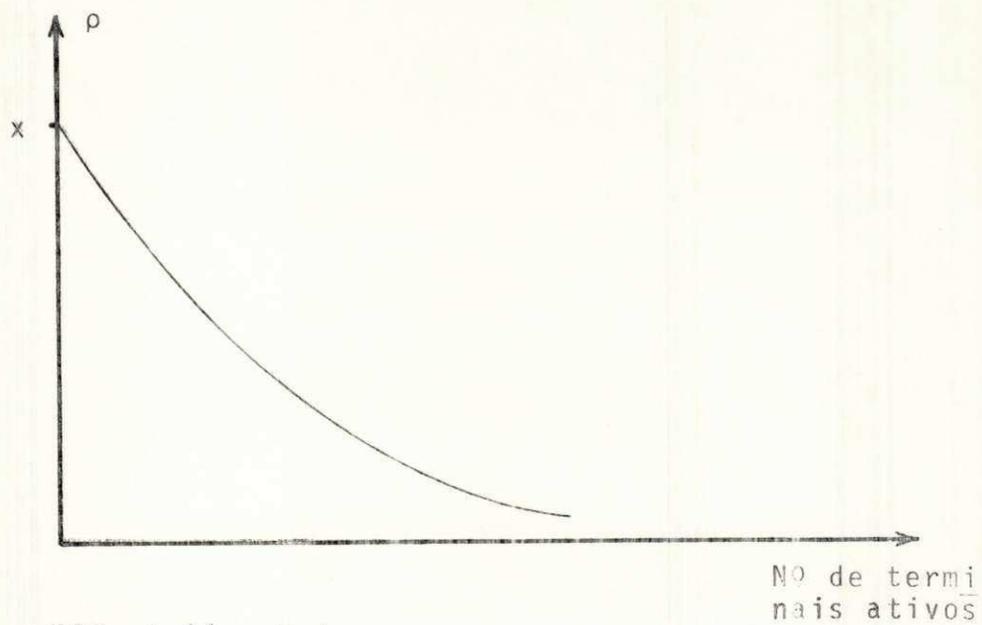


FIG. 4.14 - M-4

$$P_{OV} = \frac{(1 - \rho)\rho}{1 - \rho^{N+1}} \quad (4.17)$$

Donde,
$$N = \log_{\rho} \frac{P_{OV}}{1 - P_{OV}} - 1 \quad (4.18)$$

Assim, pode-se ver que a probabilidade de exceder o armazenador é uma função decrescente, geometricamente, do tamanho do "buffer". E decai muito rápido (Veja Eq. 4.17). Como ρ depende da eficiência do canal de transmissão (Eq. 4.16), P_{OV} e N , também dependem.

Para comparação dos quatro casos será fixado P_{OV} e verificado como se comporta o tamanho do armazenador (N) em relação a eficiência.

Considerando dois casos distintos i e j , então, por condição:

$$P_{OV_i} = P_{OV_j} \quad (4.19)$$

$$\text{Ou, } \frac{(1 - \rho_i)\rho_i^{N_i}}{1 - \rho_i^{N_i+1}} = \frac{(1 - \rho_j)\rho_j^{N_j}}{1 - \rho_j^{N_j+1}}$$

$$\text{Donde, } \rho_i^{N_i} (1 - \rho_i - \rho_j^{N_j+1}) = \rho_j^{N_j} (1 - \rho_j - \rho_i^{N_i+1}) \quad (4.20)$$

Considerando $\rho_k^{N_k+1}$ muito menor que um e o fator de ocupação como função da eficiência, a equação 4.20 fica:

$$\left(\frac{\rho}{\eta_i}\right)^{N_i} \cdot \left(1 - \frac{\rho}{\eta_i}\right) = \left(\frac{\rho}{\eta_j}\right)^{N_j} \cdot \left(1 - \frac{\rho}{\eta_j}\right) \quad (4.21)$$

Onde, $\rho = \frac{\lambda}{\mu \cdot C}$

Aplicando logaritmo nos dois termos da equação 4.21 e chamando

$$\log \frac{\rho}{\eta_i} \left(1 - \frac{\rho}{\eta_i}\right) \quad \text{de } K_i$$

e, $\log \frac{\rho}{\eta_j} \left(1 - \frac{\rho}{\eta_j}\right) \quad \text{de } K_j$

fica, $N_i \cdot K_i = N_j \cdot K_j \quad (4.22)$

Desta equação pode-se ver a comparação do tamanho do "buffer" para diferentes sistemas com variação da eficiência.

1) Se $\eta_i = \eta_j$ então,

$$K_i = K_j \quad \text{e} \quad N_i = N_j$$

isto é, os dois casos têm o mesmo tamanho de "buffer".

2) Se $\eta_i > \eta_j$ então,

$$K_i < K_j \quad \text{e} \quad N_j > N_i$$

isto é, o caso j apresenta um "buffer" com tamanho mais reduzido.

4.3.4 - Atraso

O atraso das informações é igual ao tempo esperado de serviço mais o tempo de processamento.

Considerando a velocidade de processamento muitas vezes superior à velocidade de transmissão, o atraso se resume ao tempo de transmissão das informações precedentes. Como esse tempo depende da eficiência do canal, o atraso fica sendo uma função da eficiência. E quanto maior for a eficiência, considerando mesma capacidade de canal, menor o tempo de espera, e menor o atraso. O atraso, também, depende da atividade dos outros canais e da disciplina de serviço: primeiro-chegou-primeiro-atendido, ou possibilidade de prioridade. Considerando mesma estatística de atividade dos canais e velocidade de transmissão, o tempo de espera para uma informação ser transmitida é inversamente proporcional a eficiência.

CAPÍTULO V

É possível realizar multiplexação digital sem determinar, na mensagem, qualquer locação fixa para os canais constituintes. A multiplexação dos canais é então realizada dinamicamente para os vários canais. Para identificar as origens dos dados multiplexados foram definidos no Capítulo anterior quatro métodos de formatação para transmissão. Esse tipo de multiplexação não está restrito a capacidade dos canais a serem multiplexados. A capacidade do canal agregado não é determinada em função do pico de demanda dos canais de entrada, como nos multiplexadores convencionais, mas em função do valor médio da demanda. Portanto, se um canal somente está ativo esporadicamente, mesmo tendo uma velocidade de transmissão alta, pode ser multiplexado num canal de velocidade de transmissão mais baixa.

A escolha entre um dos quatro métodos (M-1, M-2, M-3 e M-4) fica, praticamente, determinada pela comparação da eficiência na taxa líquida de informação transmitida. A eficiência é dimensionada em função da probabilidade de transição do vetor de atividade. Na tabela do Apêndice C-3, os valores em função de transição do vetor de atividade em função da atividade dos

terminais de entrada, é apresentado. O M-1 é o que apresenta uma melhor eficiência (ver Cap. IV) na faixa de atividade dos terminais de 10% a 20%, que é o mais provável de funcionamento (DAVIES & BARBER, 1972). Na prática, um sistema de terminais ligados ao computador central é muito improvável que todos os terminais estejam simultaneamente ativos. Um sistema que tenha sido projetado para suportar um número médio de terminais tem seu serviço degradado se todos os terminais ficarem ativos de uma só vez por muito tempo. Igualmente, o serviço será sub-dimensionado se somente um dos dois terminais ficarem ativos. A atividade média de um terminal depende, geralmente, do tipo de sistema, mas tipicamente, uma disponibilidade do terminal de uns 10 a 20 por cento é considerado um trabalho normal para um sistema de computador com CRT e TTY (MARTIN, J., 1972). Dos modelos propostos neste trabalho o M-1 é apresentado neste Capítulo ao nível de implementação. Esse sistema está baseado em microprocessador de 1MHz.

A escolha do microprocessador para implementação de um sistema baseia-se nas considerações não só das características físicas, mas também, nas suas características comerciais. As características físicas são: tamanho da palavra de processamento; capacidade de endereçamento; atendimento a interrupção; fonte de alimentação; velocidade de operação; conjunto de instruções e modo de operação. E as características comerciais são: fornecimento seguro para o caso de substituição; disponibilidade dos componentes anexos para apoio da implementação; suporte de programação; documentação de boa assimilação e publicação t_ec

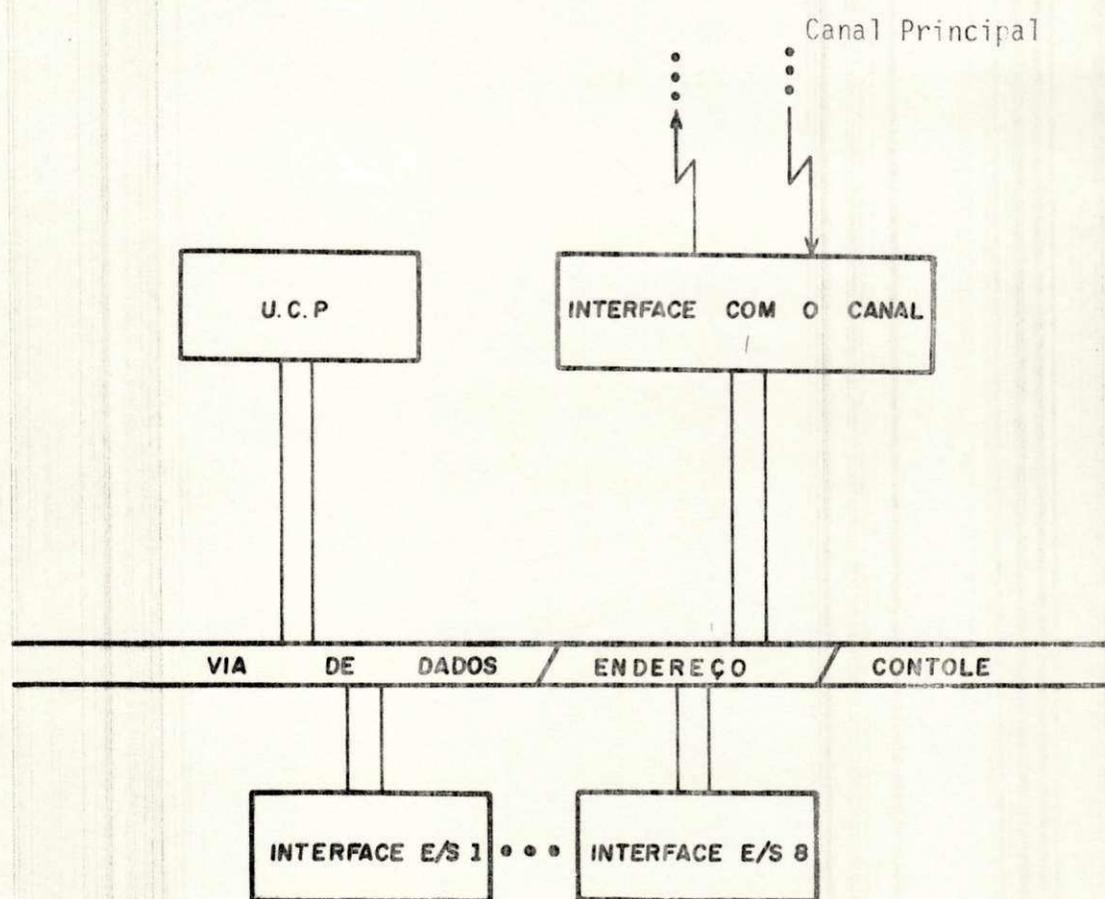


FIG. 5.1 – Diagrama de Bloco de um sistema completo de multiplexação dinâmica por divisão de tempo.

nica sobre aplicações; apoio do fabricante, sem dependência; e custos.

A implementação do sistema proposto neste Capítulo está baseado no microprocessador MC 6800 da Motorola. Esta escolha foi devido aos seguintes fatores: o MC 6800 é capaz de endereçar até 65K bytes de memória; tem uma fonte de alimentação; tamanho da palavra de processamento de 8 elementos, que é o mesmo número de elementos de um caracter ASCII (ver Apêndice A), atendimento de interrupção mascarável, isto é, atendimento de interrupção sobre controle do micro; 72 instruções diferentes em 7 modos diferentes de endereçamento (DIRETO, RELATIVO, IMEDIATO, INDEXADO, EXTENDIDO, INERENTE E ACUMULADOR); 6 registradores internos (2 de uso geral, 1 indexador, 1 contador de programa, 1 apontador de pilha e 1 de código de condição); disponibilidade no mercado, com vários fabricantes produzindo-o; e acesso a um sistema de desenvolvimento de sistemas à microprocessador MC 6800, o EXORciser, dando suporte na depuração do "software" e "hardware" (emulação).

O sistema multiplex/demultiplex é composto de dois grandes blocos: interface (Fig. 5.2 e Fig. 5.3) e a unidade central de processamento (Fig. 5.4). A interface para os terminais de entrada é um conversor paralelo-série e vice-versa, que gera uma interrupção ao micro toda vez que terminar a execução de uma tarefa (recepção ou transmissão).

Um conversor de nível (RS-232C ou loop de 20mA) (Apêndice B), de sinal, adapta os sinais dos diferentes tipos de terminais. Um armazenador para cada terminal é, também, encontrado neste bloco.

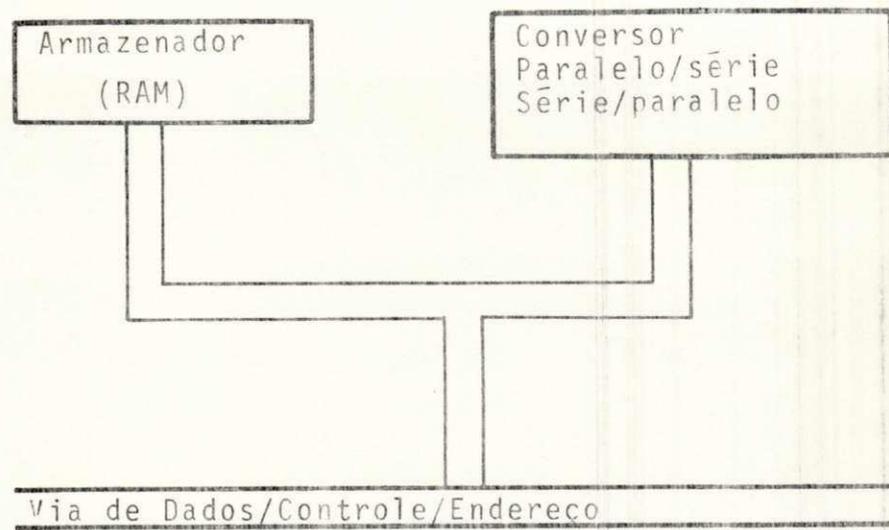


FIG. 5.2 – Interface terminal x multiplex.

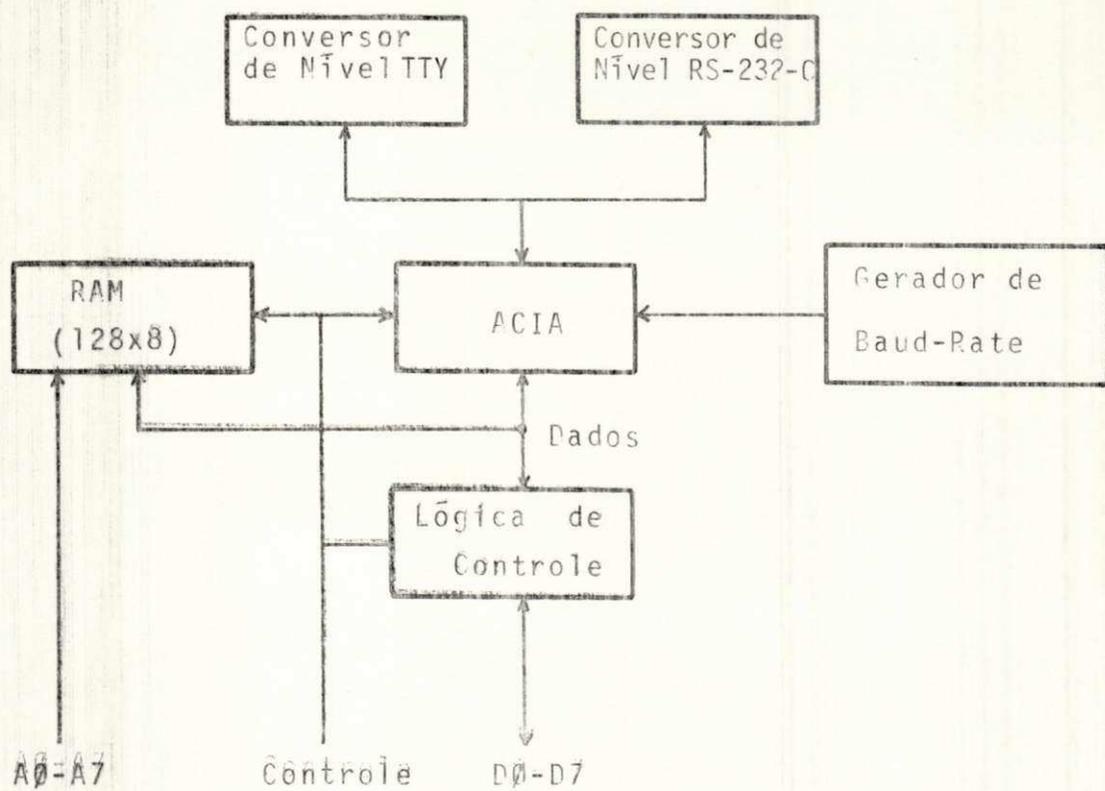


FIG. 5.3 – Interface terminal-multiplex

A interface com o canal principal fica sob controle constante da UCP para transmissão e recepção. Quando um terminal envia um caracter para transmissão, ou recebe um caracter que foi demultiplexado, a UCP deixa o controle da interface com o canal principal para atender aquele terminal. Em seguida, volta para comandar a interface com o canal. Essa interface é "full-duplex" e pode receber/transmitir caracteres assíncronos de 9, 10 e 11 bits. A UCP é composta de um microprocessador, um decodificador de endereço e um circuito de prioridade de interrupção. A detecção dos endereços FFF8 e FFF9 pelo circuito de decodificação de endereço de interrupção provoca a saída do decodificador de prioridade e a geração de outras locações em função da entrada de pedido de interrupção (ver Fig. 5.2).

O sistema ficará sobre controle de um "loop" principal que estará ciclicamente verificando se há dados para transmitir. Em caso afirmativo, um programa de transmissão é executado; em caso negativo, se chegaram novos dados (função de demultiplex), um programa de recepção é ativado. Depois volta para a função anterior (multiplexação), ficando nesse "loop" principal indefinidamente. Uma interrupção é feita por qualquer terminal para indicar a chegada de mais um caracter para transmissão ou para avisar que está pronto para receber mais caracteres (ver Fig. 5.3).

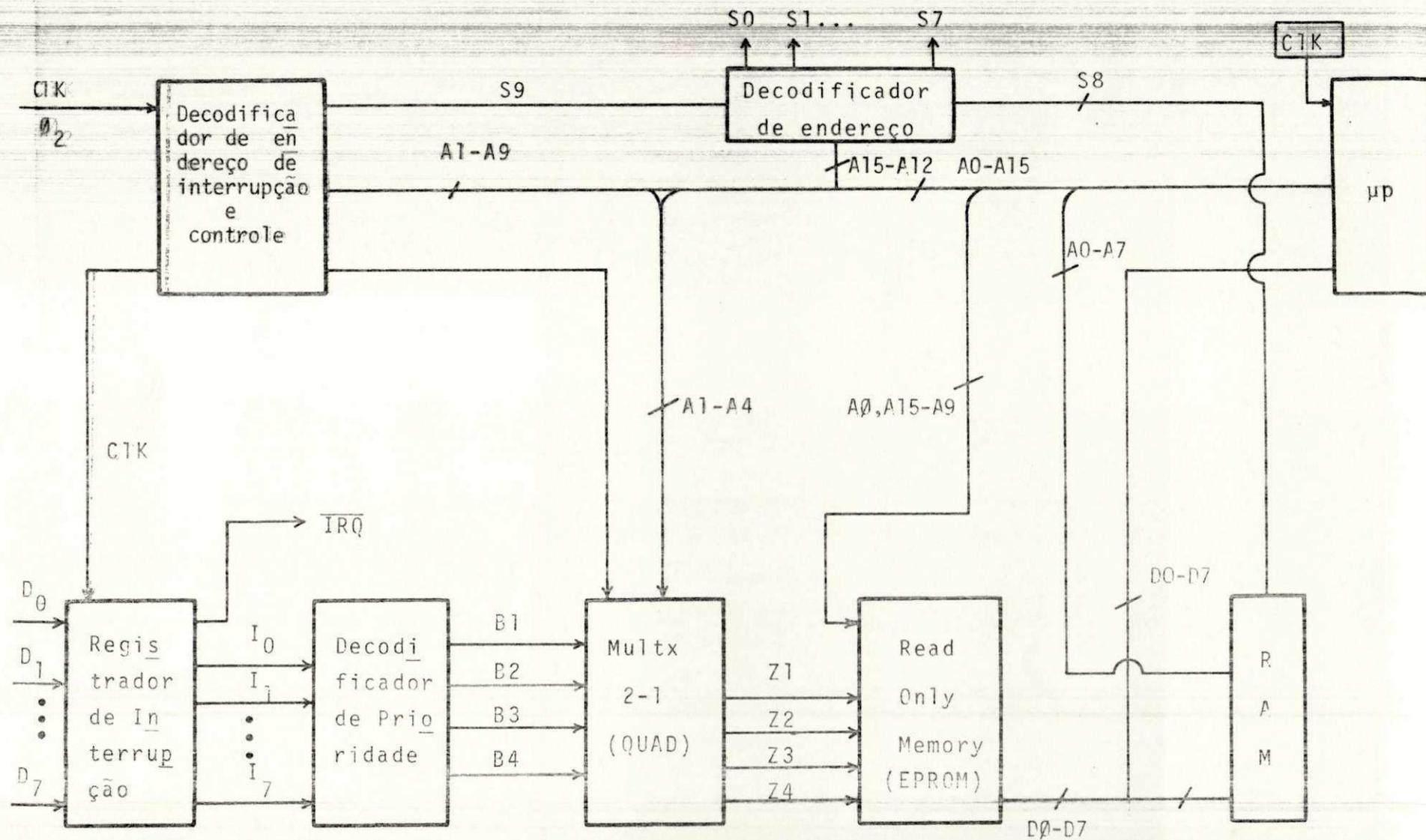


FIG. 5.5 - Unidade Central de Processamento (U.C.P.).

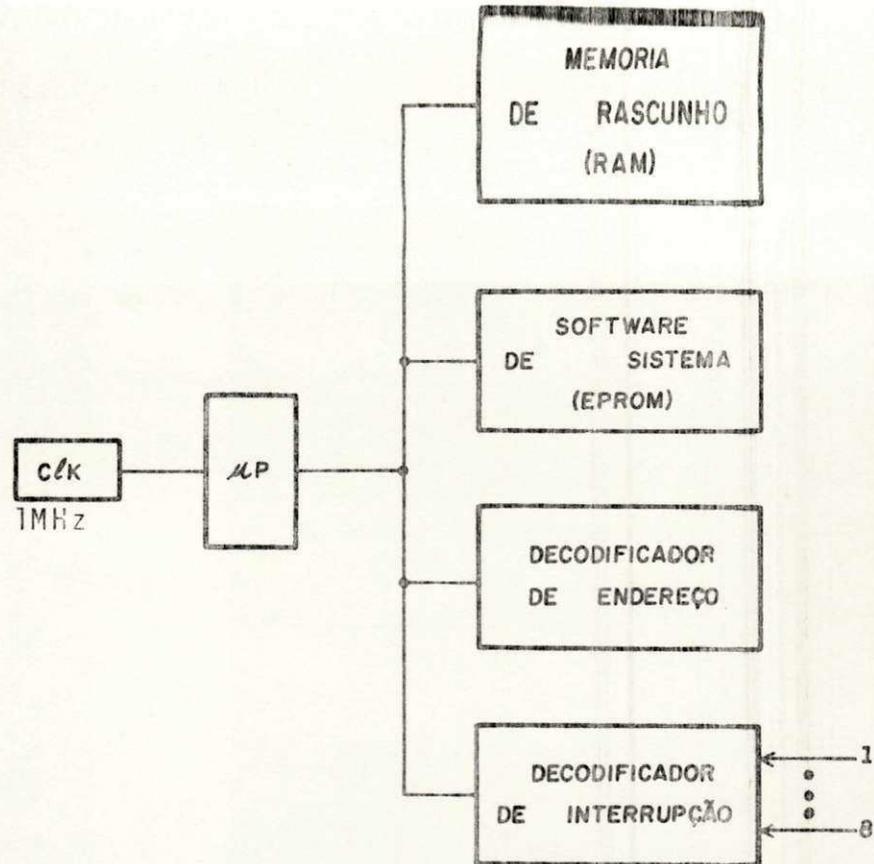


FIG. 5.4 – Unidade Central de Processamento.



FIG. 5.6 – Mapa de Memória.

A15	A14	A13	A12			
0	0	0	0	Terminal (E/S)	1
0	0	0	1		"	2
0	0	1	0		"	3
0	0	1	1		"	4
	.				.	.
	.				.	.
	.				.	.
1	0	0	0		RAM	
1	0	0	1	EPROM	

FIG. 5.7 - Decodificação de Endereço.

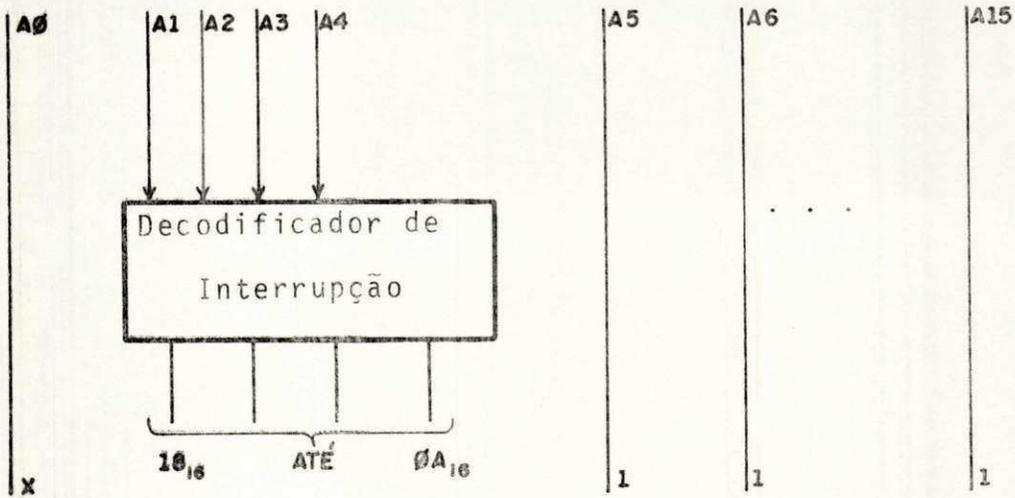


FIG. 5.8 - Conexão do Circuito de Decodificação de Interrupção na via de endereço do microprocessador.

FFF8 e FFF9 (Fig. 5.9). A detecção dos endereços FFF8 e FFF9 pelo decodificador de endereço de interrupção provoca a geração na saída do decodificador de prioridade de uma combinação de 16 saídas, que selecionadas por 4 multiplexadores 2 x 1, formam oito diferentes vetores de interrupção. Em resumo, a função do circuito de prioridade é a manipulação das linhas de endereço A1, A2, A3 e A4, conforme uma entrada de pedido de interrupção, quando as linhas A15 até A5 estão ativadas (ver Fig. 5.10).

Os sinais de interrupção chegam pelas entradas D. Na ausência de interrupção, todas as entradas são desativadas e a linha \overline{IRQ} ("Interrupt Request") do micro fica no nível alto. Se uma ou mais interrupções forem ativadas a linha \overline{IRQ} irá para o nível baixo (seguindo a próxima transição positiva o clock $\phi 2$), assim inicializando um \overline{IRQ} . Depois de indicar no registrador de "status" e salvar o conteúdo dos registradores internos, o microprocessador atende a interrupção colocando nas vias de endereço seu vetor de interrupção (\overline{IRQ}). O decodificador de interrupção reconhece FFF8 e FFF9 nessas vias e o multiplex 2 x 1 selecionará as saídas A1 até A4 do decodificador de prioridade para endereçar as entradas A1 até A4 da EPROM. Se qualquer outro endereço que não FFF8 e FFF9 estiver na via de endereço, o multiplex 2 x 1 selecionará as linhas de endereços A1 até A4 para EPROM.

O microprocessador terá um clock de 1MHz e o software do sistema estará armazenado numa memória somente de leitura (EPROM), com uma memória RAM servindo de rascunho.

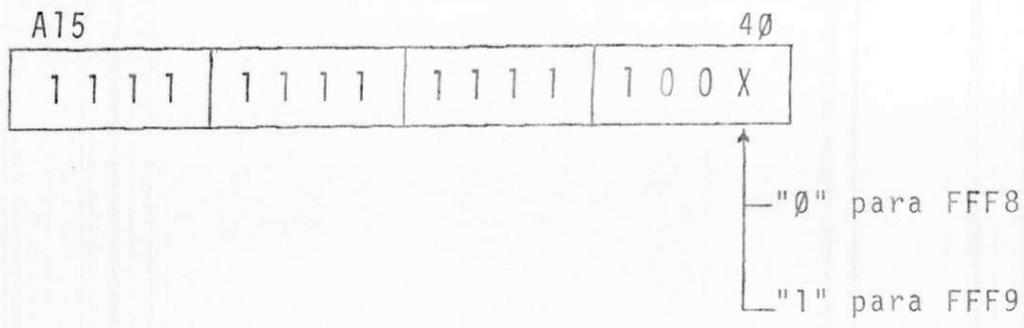


FIG. 5.9 - Vetor de endereço de interrupção mascarável do MC 6800.

Prioridade de interrupção	D0	D1	D2	D3	D4	D5	D6	D7	A4	A3	A2	A1	IRQ	Vetor de interrupção (locação)
1(maior)	1	X	X	X	X	X	X	X	1	1	0	0	0	FFF8-FFF9
2	0	1	X	X	X	X	X	X	1	0	1	1	0	FFF6-FFF7
3	0	0	1	X	X	X	X	X	1	0	1	0	0	FFF4-FFF5
4	0	0	0	1	X	X	X	X	1	0	0	1	0	FFF2-FFF3
5	0	0	0	0	1	X	X	X	1	0	0	0	0	FFF0-FFF1
6	0	0	0	0	0	1	X	X	0	1	1	1	0	FFFE-FFEF
7	0	0	0	0	0	0	1	X	0	1	1	0	0	FFEC-FFFD
8(menor)	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	1	0	FFEA-FFEB
	0	0	0	0	0	0	0	0	X	X	X	X	1	

FIG. 5.10 - Tabela da Verdade para os oito níveis de prioridade

5.5.2 - Interface

A arquitetura do MC 6800 possibilita uma grande variedade de técnicas de entrada/saída. Nesse sistema, aqui descrito, as informações de entrada/saída são de duas categorias: sinais de controle e status, e informação. A interface para os terminais é mostrada em diagrama de bloco na Fig. 5.3.

A ACIA (asynchronous communication interface adapter) é um conversor paralelo-série e série-paralelo para uso entre o micro e entradas/saídas assíncronas. A ACIA permite que o micro envie dados em série para entrada/saída usando instruções de referência à memória. A ligação entre micro/ACIA consiste de três elementos (ver Fig. 6.2b): 8 linhas de dados, 4 de endereço e 3 de controle. As linhas de dados são bidirecionais e as de endereços são usadas, para selecionar uma ACIA particular ($\overline{CS0}$, $CS1$, $\overline{CS2}$), e para selecionar um registrador dentro da ACIA (RS).

A estrutura interna da ACIA é centralizada em torno de quatro registradores (Applications Manual-Motorola): controle, "status", transmissão de dados, e recepção de dados. O registrador de controle tem a função de receber, transmitir, habilitar interrupção e controlar modem. As condições de status e erros são monitoradas pelo registrador de "status". A ACIA pode operar em "FULL duplex" por ter registradores independentes de entrada e saída de dados. Na interface para terminais a ACIA é programada para gerar interrupção quando um dado é transmitido ou recebido. A distinção entre transmissão ou recepção é feita no registrador de "status".

A memória RAM da Fig. 5.3 é o armazenamento de recepção e transmissão do terminal. Como a ACIA é compatível com nível TTL um conversor para corrente de malha e RS-232-C (ver Apêndice B) é necessário para interligação com os terminais padrão (TTY, CRT, etc.). A interface para o canal principal consistirá de uma ACIA e os circuitos de conversão de níveis. Esta ACIA não estará operando sob ação de interrupção. Para cada caractere a ser transmitido (ou recebido) o micro fará interrupção de status da ACIA para verificar se o registrador de transmissão (ou recepção) está desocupado (ou ocupado).

5.3 - Software

A figura 5.11 mostra o diagrama de blocos do programa de operação do sistema.

A malha principal, que será ativada quando o sistema for ligado, ficará sempre processando no micro (ver Fig. 5.12). A malha principal testa os apontadores dos armazenadores dos terminais para verificar se há dados para transmissão. Em caso afirmativo um vetor atividade é gerado e uma subrotina de transmissão começa a ser executada pelo micro. Em caso negativo, o micro assume uma subrotina de recepção se houver dados. Então, retorna a malha principal ficando permanentemente até que ocorra uma interrupção por parte dos terminais. A subrotina de atendimento a interrupção é ilustrada na Figura 5.13. Inicialmente, o endereço da ACIA é colocado numa locação de memória. Uma instrução de "JUMP" leva o programa para uma parte comum a todos os terminais, que é o restante do fluxograma. Neste pro

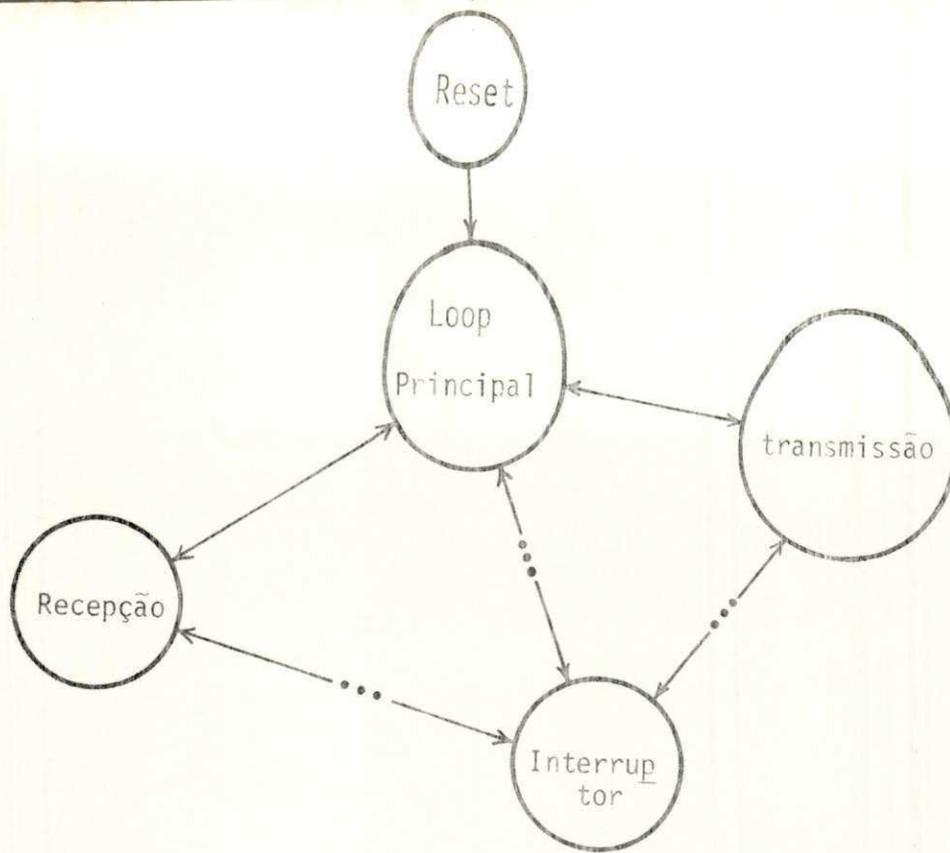


FIG. 5.11 - Programa de Operação do Sistema.

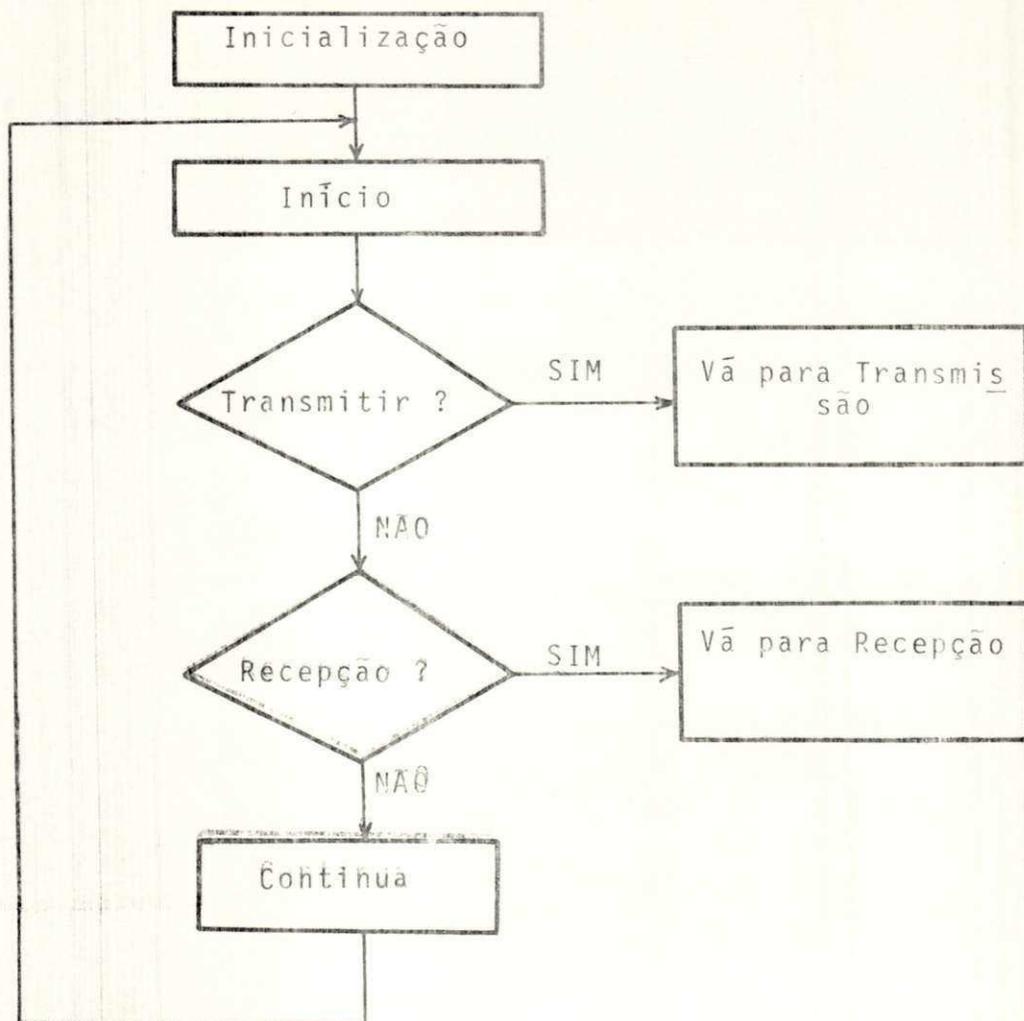


FIG. 5.12 - Loop Principal.

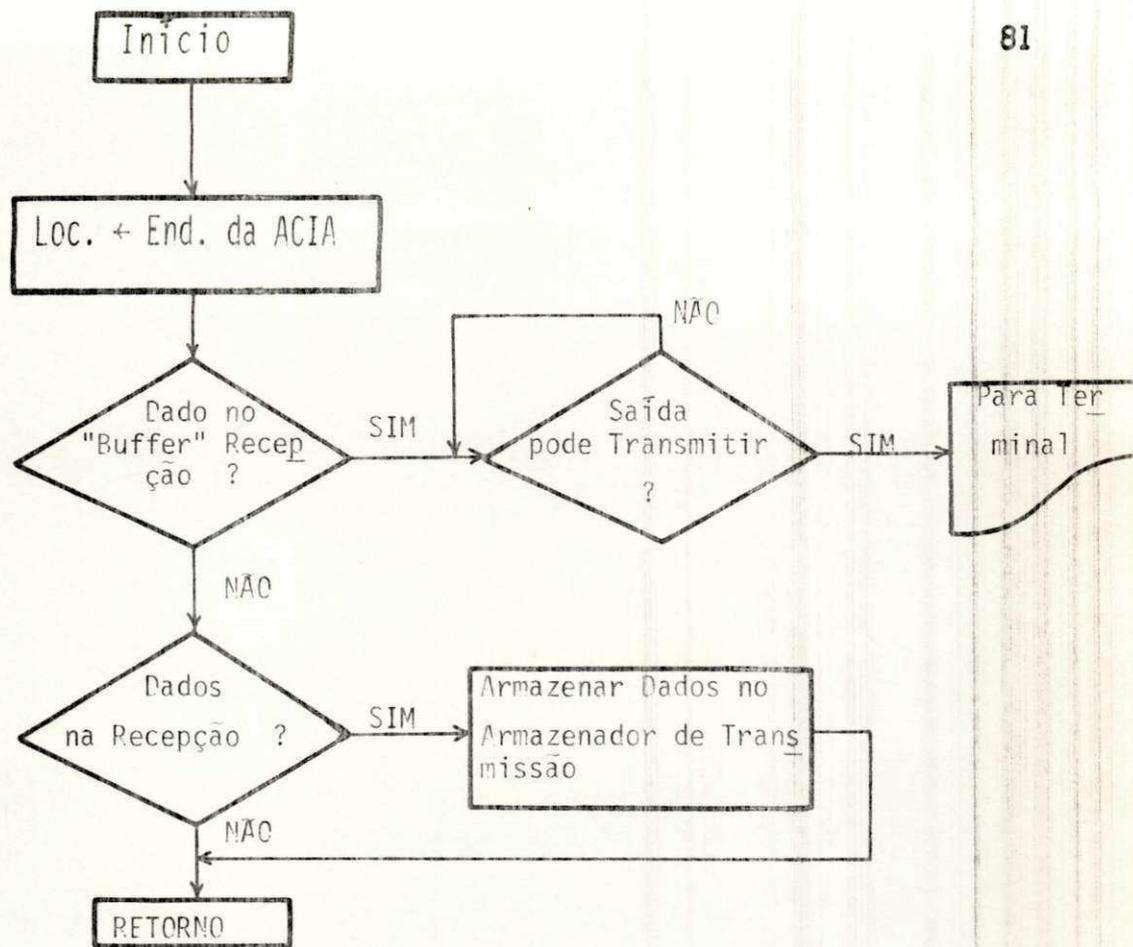
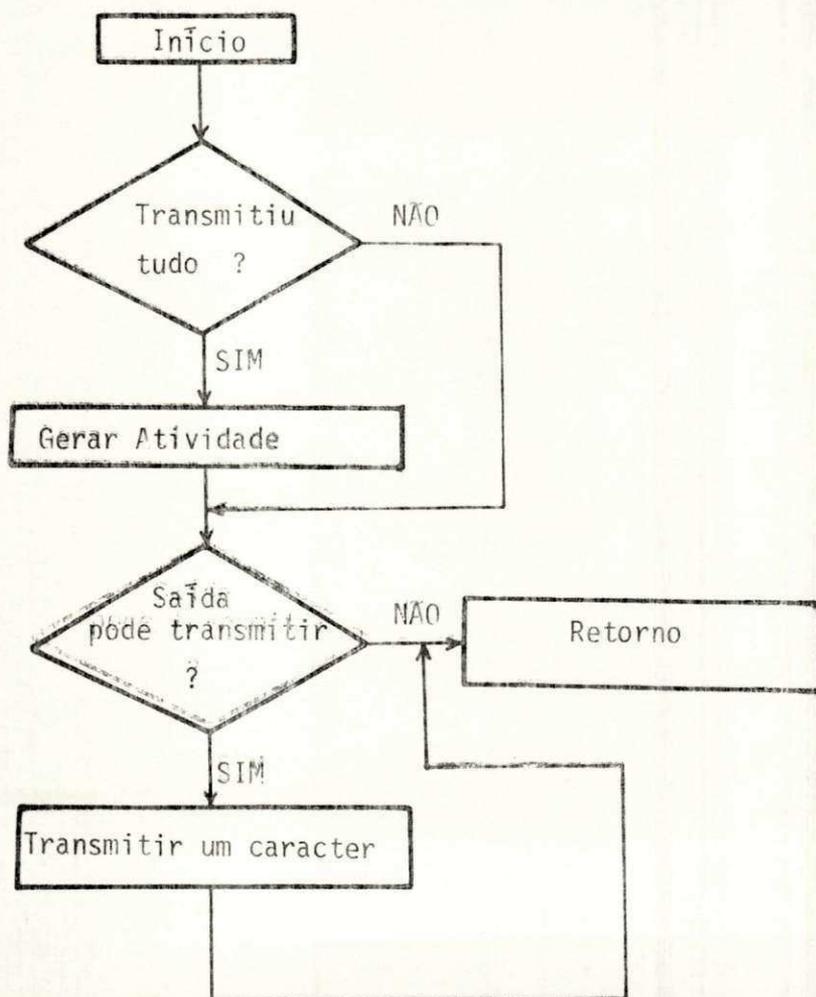


FIG. 5.13 – Atendimento a Interrupção dos terminais.



grama o micro primeiro verifica a causa da interrupção; a chegada de dados ou disponibilidade de recepção do terminal. As listagens em assembly dessa subrotina e do loop principal são vistas no Apêndice C.

O microprocessador retorna a malha principal, para monitorar a recepção, logo após a parte de transmissão põe um caractere em disponibilidade ao mesmo tempo em que a interface o transmite, como mostra a Fig. 5.14.

A subrotina de recepção verifica se há informação no canal principal e em caso negativo retorna à malha principal para inicializar um novo ciclo de programação (ver Fig. 5.15).

Uma identificação da informação no canal principal é realizada de modo a determinar sua natureza, dados ou informação de atividade.

Se o vetor atividade é reconhecido, um apontador, para indicar os terminais ativos, é ativado e é feito o retorno para a malha principal.

Todavia, se um dado for identificado, uma verificação da condição de recepção do terminal, é feita. Se a recepção do terminal estiver ocupada o dado é armazenado e o programa retorna a malha principal. Quando o terminal ficar livre uma interrupção é gerada requisitando um novo dado. Se o terminal no instante do teste de ocupação, na subrotina de recepção, estiver livre, o dado será imediatamente transmitido para o terminal. Neste último caso o atraso é nulo.

Um sistema com um servidor e vários usuários, com distribuição de chegada de Poisson, é uma fila do tipo M/M/1.

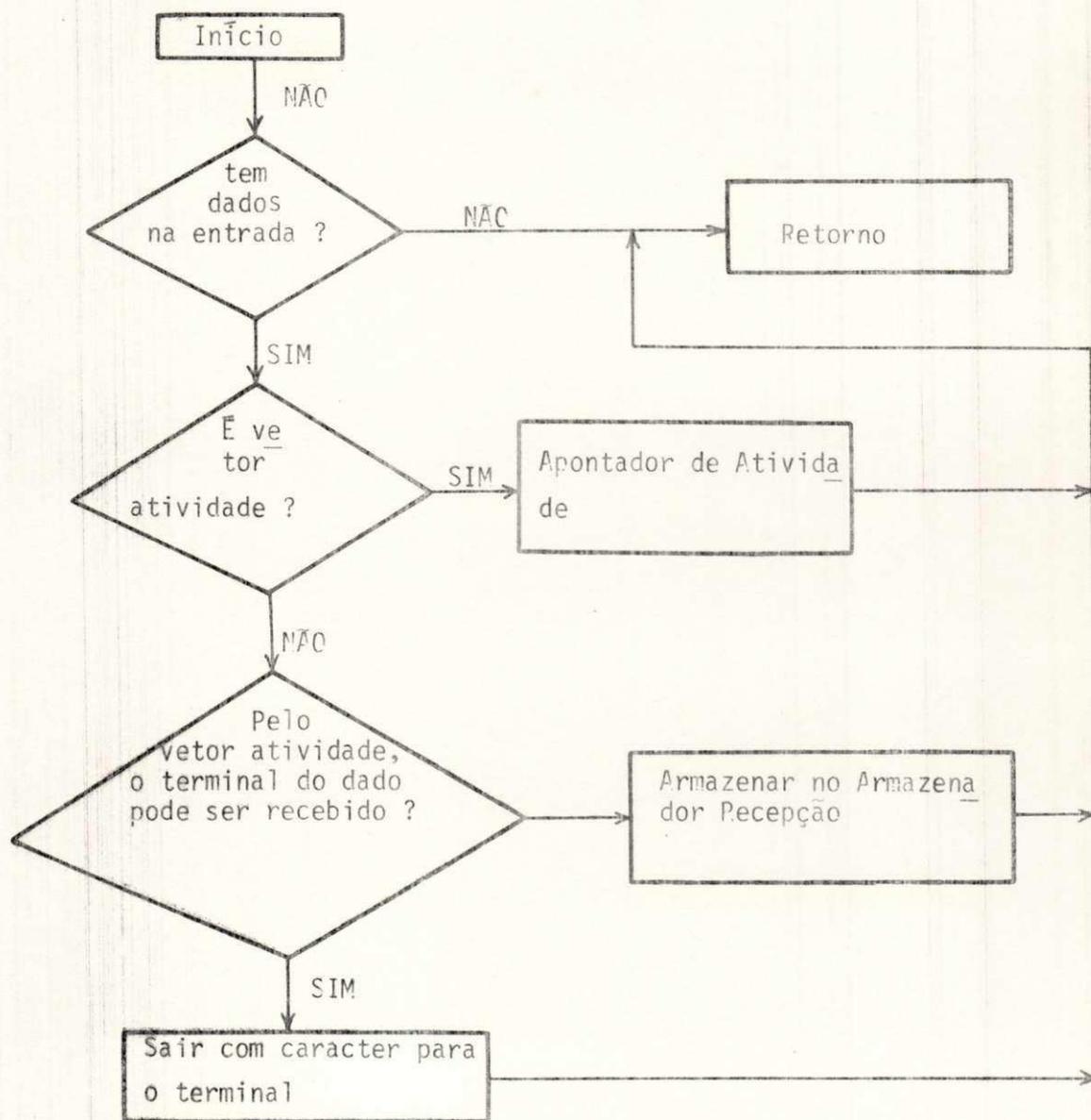


FIG. 5.15 – Subrotina de Recepção.

CAPÍTULO VI

COMENTÁRIOS E CONCLUSÕES

6.1 - Introdução

Ultimamente, considerável interesse tem sido demonstrado em sistemas de multiplexação estatísticos que utilizam adaptativamente a capacidade de canal, para aplicações em comunicações via satélite, redes de computadores e telemetria. Controle do fluxo de informação, suavização do tráfego e economia são algumas das vantagens procuradas nos sistemas de multiplexação com alocação dinâmica de canais.

Neste trabalho, três novos métodos ou estratégias de alocação estatística de capacidade de canal, em sistemas de multiplexação por divisão em tempo, foram propostos. Estes métodos foram comparados entre si e com o sistema descritivo em (DAVIES and BARBER, 1972). Um procedimento teórico e sistemático de dimensionamento, comparação e seleção destes siste

mas de multiplexação encontra-se proposto no Capítulo IV tomando-se como critérios, a taxa líquida de transmissão de informação, complexidade de implementação e dimensão dos armazenadores, em função da estatística dos usuários. Para uma estatística de entrada de informação conforme a distribuição de Poisson e para situações de baixa atividade com alta probabilidade de transição, o modelo M-1 (ver Capítulo IV) mostrou-se vantajoso.

A operação deste modelo foi simulada utilizando-se o "EXORciser" (descrito brevemente a seguir) que possibilita o desenvolvimento de sistemas com o microprocessador MC 6800. Esta simulação, além de permitir a verificação experimental do comportamento do modelo teoricamente descrito, em diversas situações diferentes (variação nos parâmetros), possibilita o dimensionamento experimental deste modelo e com pequenas alterações o dimensionamento experimental de outros modelos.

Finalmente, o modelo M-1 foi implementado utilizando-se o microprocessador MC 6800.

As modelações matemáticas que descrevem os métodos propostos foram também desenvolvidas neste trabalho.

6.2 - Conjecturas

Outros modelos ou modificações dos métodos propostos poderão ser estudados à luz do procedimento teórico apresentado bem como testados experimentalmente por simulação.

Além dos modelos descritos e comparados, investigou-se também as seguintes estratégias:

- 1 ■ Dedicar integralmente a capacidade de saída do canal de transmissão aos usuários cujos armazenadores encontrem-se com uma ocupação igual ou superior a $x\%$, até que os mesmos retornem à condição de ocupação inferior a este limite.
- 2 — Em cada ciclo dividir proporcionalmente a capacidade total de saída entre os usuários cujos armazenadores sejam encontrados com ocupação igual, ou superior a $x\%$, até que os mesmos retornem à condição de ocupação a este limite.

Entretanto, cálculos aproximados foram realizados de acordo com o desenvolvimento teórico apresentado a seguir, concluindo-se que estas estratégias não alteram sensivelmente a probabilidade de congestionamento (overflow) dos armazenadores. Além disso tendem a aumentar desnecessariamente, a complexidade dos modelos.

No primeiro caso, quando a capacidade de saída do canal de transmissão fica dedicada integralmente aos k usuários com $x\%$, ou mais, de ocupação nos seus armazenadores, o número de caracteres transmitidos durante Δt , menos o número que chegou neste intervalo de tempo é igual ou maior que $x\%$ da capacidade máxima (N) do armazenador. Portanto:

$$\frac{m}{k} C \cdot \Delta t - \lambda \Delta t = (Y_i - X)N \quad (6.1)$$

como mostra a Fig. 6.1, e

$$\Delta t \equiv \frac{(Y_i - X)N}{\frac{m}{k} C - \lambda} \quad (6.2)$$

onde mC é a capacidade do canal agregado.

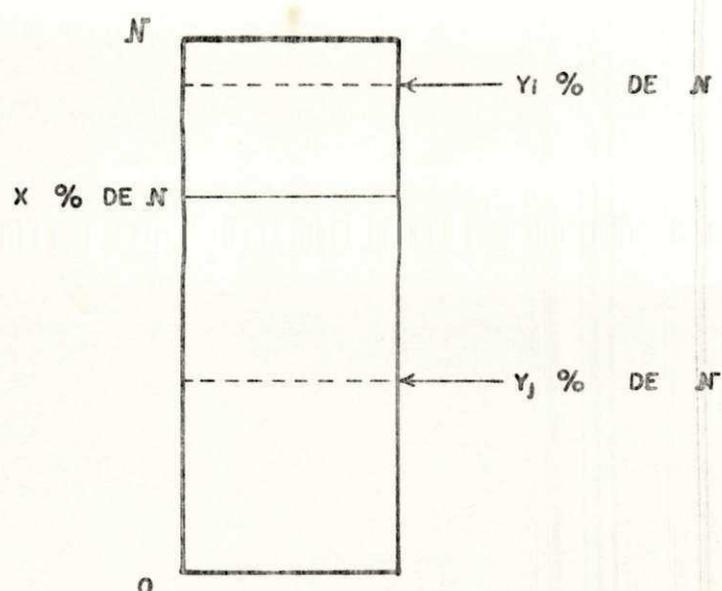


FIG. 6.1 – "Buffer" de Transmissão com Capacidade de N Carac-
teres

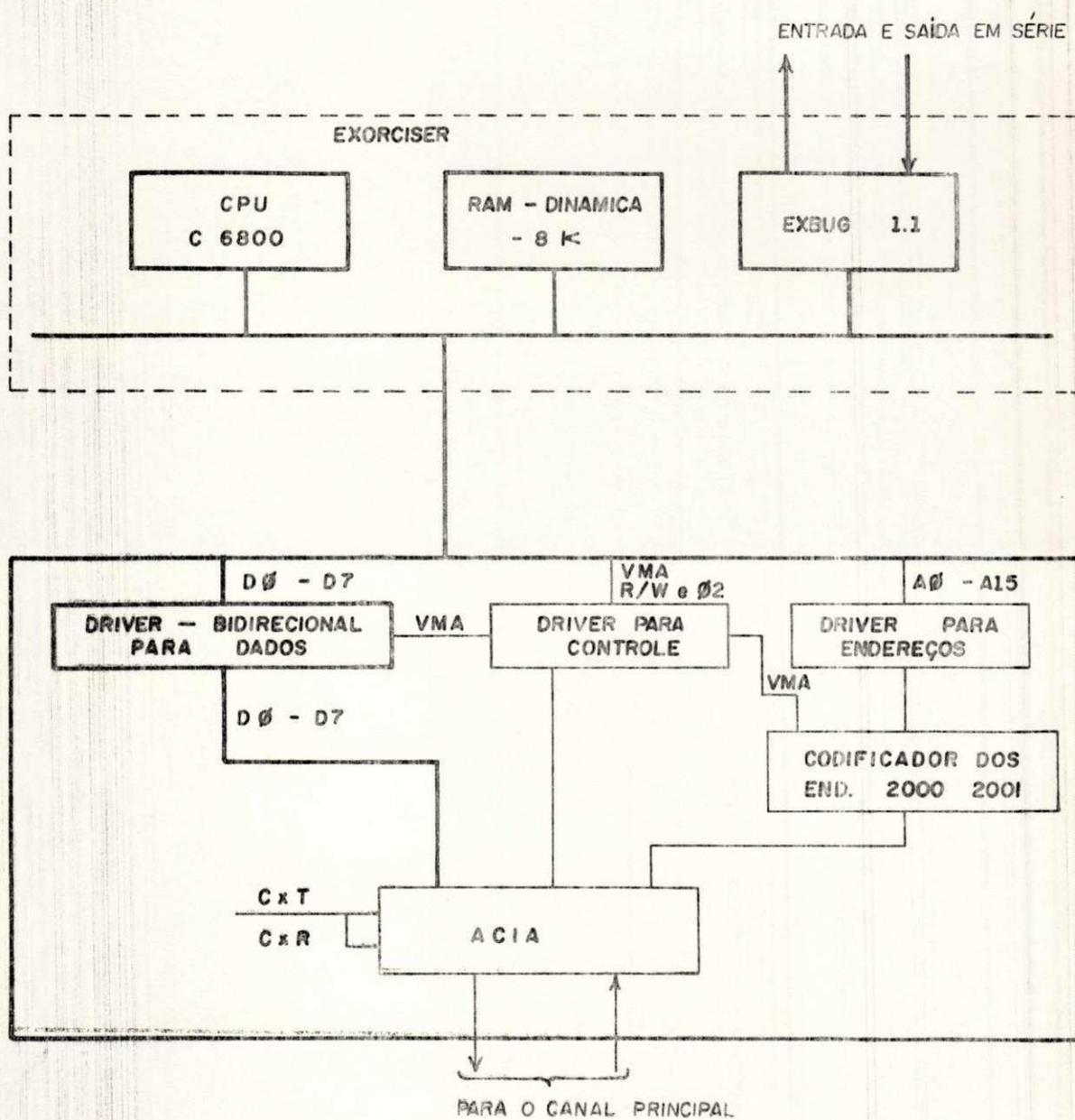


FIG. 6.2a – Interface EXORciser x Canal Principal

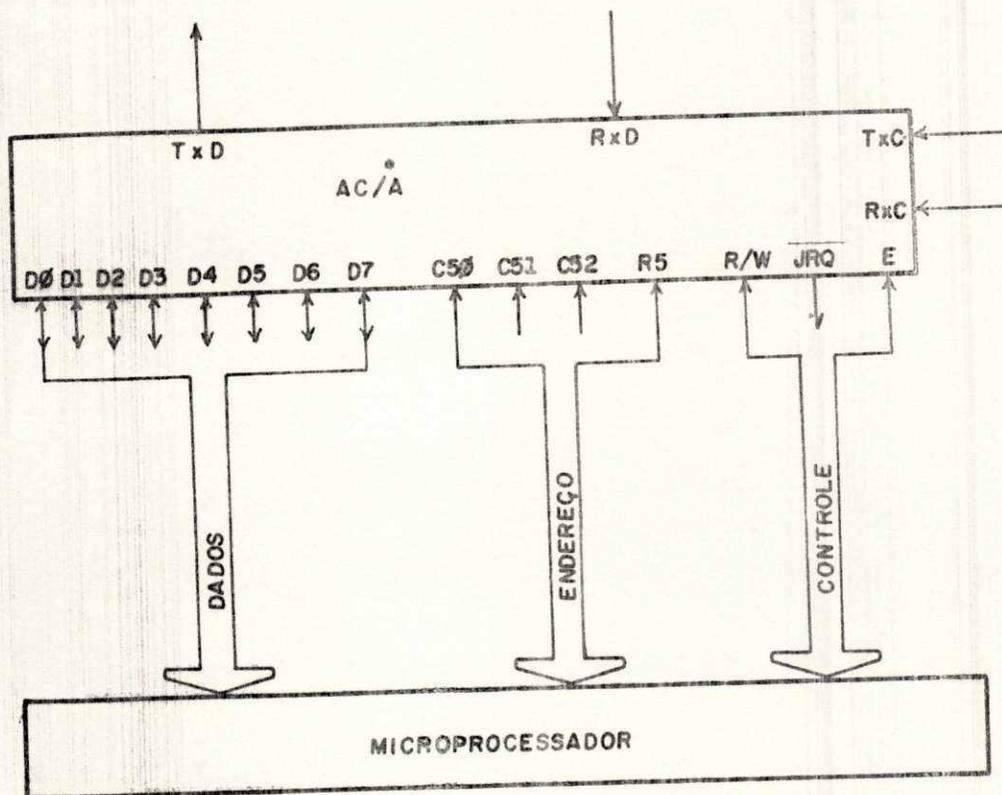


FIG. 6.2b - Interligação ACIA x μ P.

Por outro lado, os terminais abaixo de x% de N devem alcançar uma ocupação, no máximo, de 100% de N.

$$\text{Assim, } \lambda \cdot \Delta t = (1 - Y_j)N \quad (6.3)$$

$$\text{Donde, } Y_j = 1 - \left(\frac{\lambda Y_i}{\frac{m}{k} C - \lambda} \right) + \left(\frac{\lambda x}{\frac{m}{k} C - \lambda} \right) \quad (6.4)$$

Como a probabilidade de bloqueamento será mais crítica para os terminais a menos de x% de N, por não terem servidores no instante que outros estão a x%, a probabilidade de bloqueamento do sistema será, basicamente, definida pela desses terminais. Da Eq. 2.19, essa probabilidade é:

$$P_{OV} = \frac{(1 - \rho) \rho^{Y_j \cdot N}}{1 - \rho} \quad (6.5)$$

Como $\rho < 1$, quanto maior for o x (Eq. 6.4) menor será o P_{OV} . Conclusão: neste caso a condição ótima é x% igual a 100%.

No segundo caso, quando o atendimento pelo servidor for dividido a cada ciclo, para k terminais a x%, dentre m terminais, tem-se uma diminuição na capacidade do canal de $\frac{1}{k}$. Neste caso a ocupação (ρ) é dada por:

$$\rho' = \frac{\lambda}{\mu C'} \quad (6.6)$$

$$\text{Onde, } C' = \frac{m}{k} \cdot C$$

$$\text{Então, } \rho' = \frac{k \lambda}{m \mu C} \quad (6.7)$$

E a probabilidade de bloqueamento será:

$$P_{0V} = \frac{(1 - \rho') \rho'^N}{1 - \rho'^{N+1}} \quad (6.8)$$

Pelas equações 6.7 e 6.8 uma diminuição no número de terminais a x% diminui a probabilidade de bloqueio. Por isto, uma influência da estatística de k canais com x%, ou mais, de ocupação, em P_{0V} será verificada. Seja P_k a probabilidade de ocorrer k canais a x%, ou mais, de ocupação. Então:

$$P_k = C_m^k \left(\frac{(1-\rho) \rho^{xN}}{1 - \rho^{xN+1}} \right)^k \cdot \left(1 - \frac{(1-\rho) \rho^{xN(m-k)}}{1 - \rho^{xN+1}} \right) \quad (6.9)$$

E a probabilidade de "overflow" será:

$$\begin{aligned} P_{0V} &= P(0)P_0 + P(1)P_1 + \dots + P(n)P_m \\ &= (1 - P)^m P_0 + m P P_1 + \dots + P^m P_m \end{aligned} \quad (6.10)$$

$$\text{Onde, } P = \frac{(1 - \rho) \rho^{xN}}{1 - \rho^{xN+1}} \quad \text{com } \rho = \frac{\lambda}{\mu C}$$

$$\text{E, } P_i = \frac{(1 - \rho_i) \rho_i^N}{1 - \rho_i^{N+1}} \quad \text{com } \begin{aligned} \rho_i &= \frac{i \lambda}{m \mu C}, \quad p/ \quad i=1, 2, \dots, k \\ \rho_0 &= \frac{\lambda}{\mu C} \end{aligned}$$

O programa do Apêndice C-4, calcula o valor de P_{OV} para vários valores de x , m e N e sua variação não foi relevante para um valor igual a 64 para N . Para valores menores esta estratégia traz resultados, mas em face do advento das memórias semicondutoras e seu baixo custo não se justifica diminuir a capacidade dos armazenadores para se introduzir esta complexidade.

6.3 - Simulação com o EXORciser

O EXORciser é um sistema de apoio para o desenvolvimento de sistemas com microprocessadores, através da emulação dos circuitos e programas. A parte de transmissão (multiplex propriamente), do sistema apresentado neste trabalho e a operação dos terminais é emulado no EXORciser. Uma interface (Fig. 6.2) para conexão do EXORciser com o canal é necessária. Esta é programada para operar com interrupção após a transmissão de cada caracter. O EXORciser fica constantemente sob controle do programa de simulação. Quando uma transmissão é completada pelo canal principal uma interrupção é gerada e novo caracter é enviado para transmissão. A Figura 6.3 mostra os blocos do software da simulação. A transmissão é o multiplex do sistema desenvolvido neste trabalho, sem a malha principal, e a recepção (ver Figura 5.13). Este bloco só é ativado por interrupção. A volta da interrupção na simulação se dá no mesmo ponto de retorno para recepção no sistema implementado.

A simulação inicializa com a definição de operação da interface com o canal principal e um zeramento nas locações usadas como posicionadores. Em seguida um carregamento dos dados,

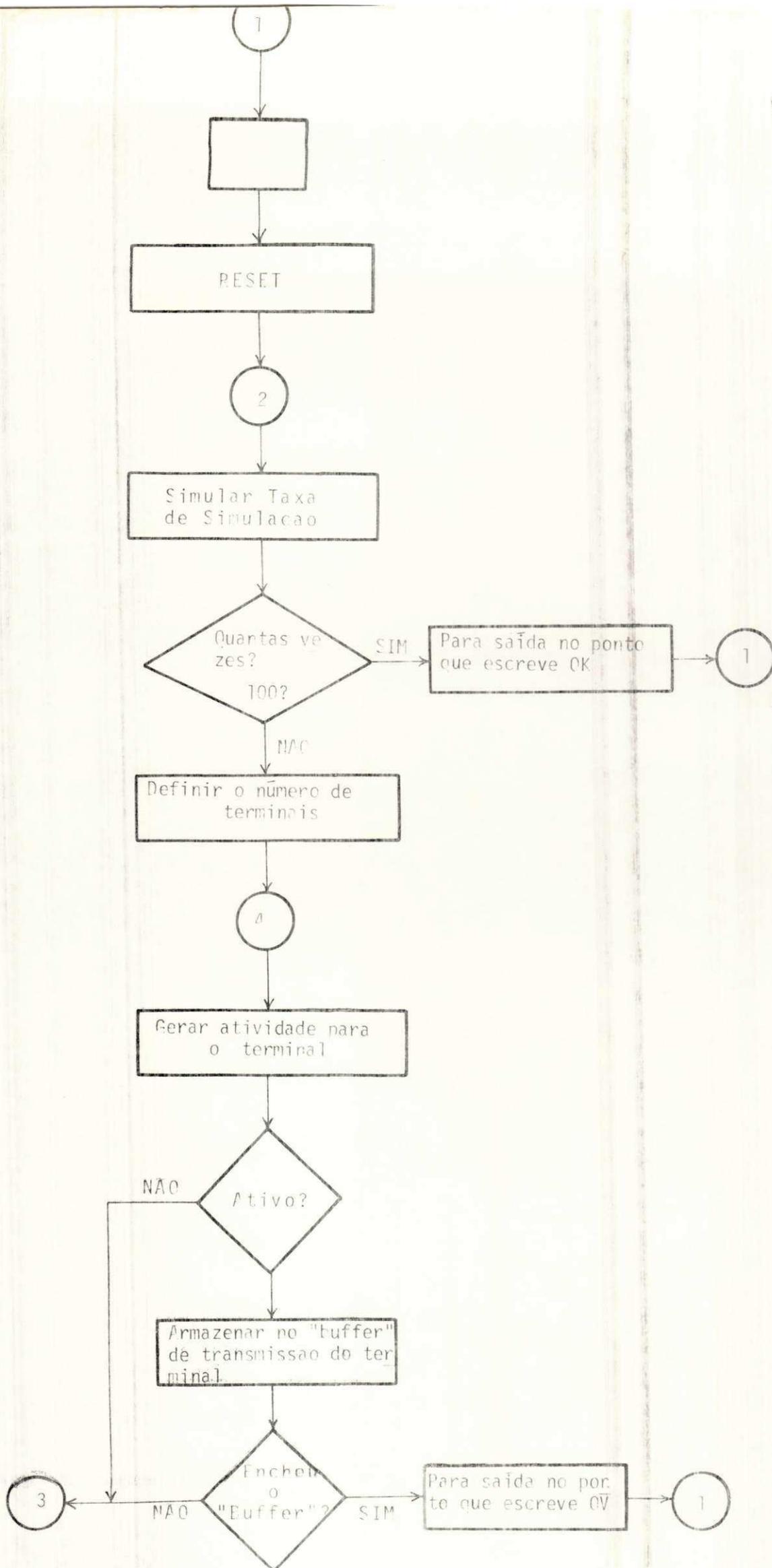


FIG. 6.3 - Simulação do Modelo M-1, usando o EXOPciser (Continua)

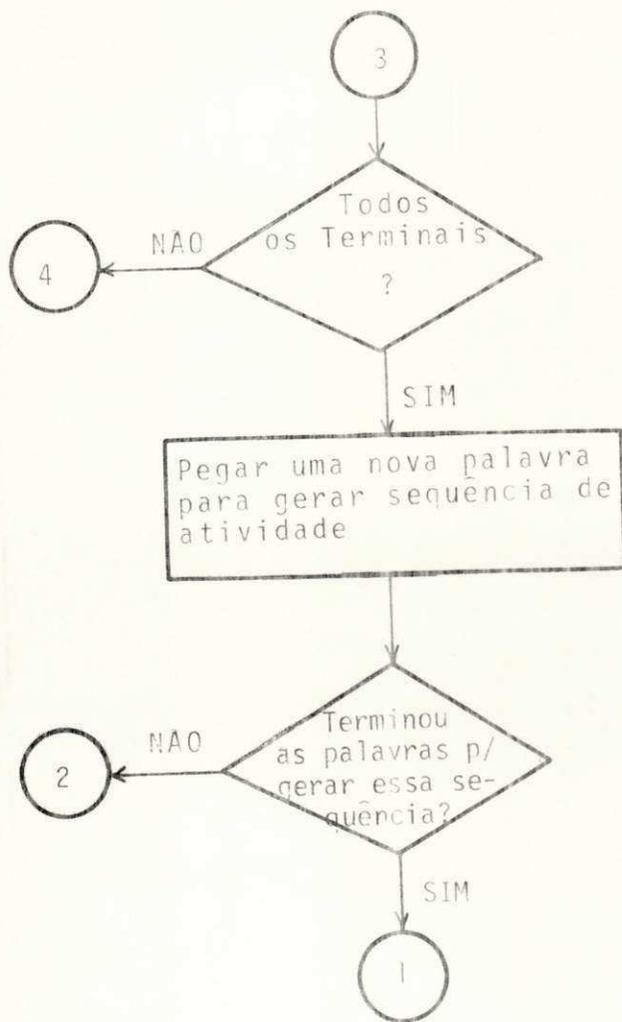


FIG. 6.3 - (Continuação)

que definem a sequência aleatória para geração da atividade dos terminais, pela leitora de fita de papel é realizado. Quando o armazenador desses dados aleatórios é carregado, a geração da taxa média de transmissão dos terminais é inicializada. A simulação foi projetada para uma situação com uma probabilidade de 12,5% de atividade. Se o terminal estiver ativo, um dado é armazenado no seu "buffer" de transmissão e o seu apontador de entrada é incrementado. Quando o armazenador atinge sua ocupação plena a simulação é encerrada e os estados de ocupação de todos os armazenadores são mostrados no vídeo (Tabela 6.1):

OK	50	22	56	40	70	02	61	30
OV	16	54	30	100	60	04	20	15

TABELA 1 - Ocupação, em percentagem, dos armazenadores de transmissão dos terminais. O primeiro caso (OK) não ocorreu bloqueamento, no segundo caso (OV) ocorreu no quarto terminal.

No caso contrário, ou quando o "buffer" do terminal ativo estiver plenamente ocupado, ou o terminal não estiver ativo, uma nova atividade é gerada para o próximo terminal. Feito isto, para todos os terminais, uma nova palavra para gerar a sequência de atividade é buscada. Se não houver mais palavras, para esta sequência aleatória, novas palavras são lidas da fita de papel. E uma nova taxa média de transmissão é inicializada. Esta repetição ocorre mil vezes, se não ocorrer estouro dos armazenado

res de transmissão dos terminais. Então, a subrotina SAÍDA é chamada. Esta subrotina calcula a ocupação dos "buffers" e imprime os resultados. A entrada na subrotina SAÍDA pode ser em duas condições: quando ocorre bloqueamento de dados para transmissão; e quando termina a simulação, que é definida com comprimento de mil dados para qualquer terminal. As figuras 6.4 e 6.5 mostram os armazenadores de transmissão e os vetores indicadores dos apontadores de entrada e início de cada terminal.

O programa da simulação em linguagem ASSEMBLY é encontrado no Apêndice C.

6.4 - Sugestões para Continuidade da Pesquisa

Como mencionado anteriormente, há basicamente duas formas de aproveitamento da inatividade ou da natureza esporádica de utilização dos meios de transmissão que são:

- 1 - Alocação dinâmica da capacidade de canal de modo a produzir um efeito de suavização do tráfego e possibilitar a utilização de um canal de saída com capacidade inferior ao somatório das capacidades instantâneas de entrada.
- 2 - Utilização da capacidade ociosa para transmissão de redundância de modo a possibilitar um controle automático de erros de uma forma adaptativa.

A primeira alternativa resulta em economia dos meios de transmissão enquanto que a segunda aumenta em média a confiabilidade da transmissão.

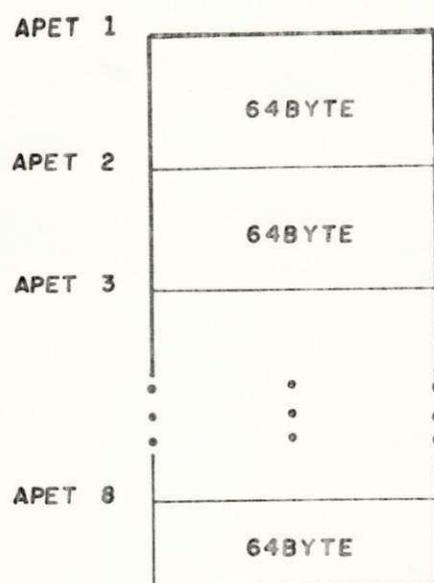


FIG. 6.4 - Armazenador de Transmissão dos Terminais

IAPET 1	APET1	H
	APET1	L
IAPET 2	APET2	H
	APET2	L
IAPET 8	APET8	H
	APET8	L
IAPIT 1	APIT1	H
	APIT1	L
IAPIT 2	APIT2	H
	APIT2	L
IAPIT 8	APIT8	H
	APIT8	L

FIG. 6.5 = Mapa dos Indicadores dos Apontadores de Entrada e Início do Armazenador de Cada Terminal

Assim, sugere-se a investigação de um sistema combinado que adaptativamente utilize alocação dinâmica de capacidade e permita também o controle de erros de transmissão. Na realidade esta investigação encontra-se em evolução. Sugere-se também o projeto e a implementação de uma rede de microprocessadores para permitir a simulação de uma rede de comunicações para computadores. Nesta rede seriam estudados, protocolos de comunicação entre as máquinas, comutação de pacotes, estratégias de rotas de informação, etc., além do desempenho de sistemas de multiplexação e concentração.

Também, como foi mencionado anteriormente, vários outros modelos poderão ser experimentalmente dimensionados por simulação com o EXORciser, bem como teoricamente comparados com o procedimento descrito. A simulação com o EXORciser, bem como o desenvolvimento teórico apresentado poderão também servir para investigação de outros problemas de fila além de multiplexação.

BIBLIOGRAFIA

- 01) ASTERN, K. J. — *Data Communication for Business Information Systems*. Nova Iorque, McMillan, 1975.
- 02) BAHL, L. R. and D.T. TANG — *Optimization of Concentrator Locations in Teleprocessing Networks*. Proc. Symposium on Computer-Communication Networks and Teletraffic. Nova Iorque, 1972 — pp. 335-362.
- 03) BASKETT, R. R. MUNTZ — *Queueing Network Models with Different Classes of Customers*. Proc. IEEE Computer Conference, Setembro/1972.
- 04) CHANG, J. H. — *Comparison of Synchronous and Asynchronous Time Division Multiplexing Techniques* — 70-CP-380, Com pp. 16.10 — 16.17. , 1971.
- 05) CHU, W.W. — *Buffer Behavior for Batch Poisson Arrivals and Single Constant Output* — IEEE Trans. on Communications - Com.18, Nº 5, Outubro/1970, pp. 613-618.
- 06) CHU, W. W. — *A Study of Asynchronous TDM for Time-Sharing Computer Systems*. AFIPS Conference Proc., Fall Joint Computer Conference, 35, 1969 — pp. 669-678.
- 07) CHU, W. W. — *Demultiplexing Considerations for Statistical Multiplexors* — IEEE Transactions on Communications, Junho, 1972 — pp. 285-291.

- 08) CHU, W. W. - *Selection of Optimal Transmission Rate for Statistical Multiplexors* - IEEE Trans. on Communications - Com-20, Nº 3 - Junho/1972 - pp 22-25.
- 09) DAVENPORT, W. B. Jr. - *Probability and Random Process* - McGraw-Hill - Nova Iorque, 1970.
- 10) DAVIES D. CLARK, KENNETH T. PROGRAM AND DAVID P. REED - *An Introduction To Local Area Network* - Proceeding of IEEE, Vol. 66, Nº 11 - Novembro/1978.
- 11) DAVIES, D. W. AND D. L. A. BARBER - *Communication Networks for Computer* - John Willwy & Sons, Inc., Londres, 1972.
- 12) DOLL, D. R. - *Multiplexing and Concentration* - Proc. IEEE, 60 Nº 11 - Novembro/1972 - pp. 1313-1321.
- 13) DOLL, D. R. - *Basics of Network Design, Basics of Data Communications* - Electronic Book Series, McGraw-Hill, Nova Iorque, 1976.
- 14) DONHAN, R. A. and J. R. KERSEY - *Synchronous Data Link Control: a Perspective*. IBM System J., 13, Nº 2, 1974 pp. 140-162.
- 15) FELLER, W. - *An Introduction to Probability Theory and Its Applications* - 3rd Edition, Vol. 1, John Wiley-Nova Iorque, 1968.
- 16) FRANK, H. and W. S. CHAN - *Topological Optimization of Computer Networks*. Proc. IEEE, 60, Nº 11 - Novembro/1972, pp. 1385-1396.

- 17) GORDON, T. H. and BARNETT, R. J. -- *Design and Performance of a Statistical Multiplexer* -- IEEE Trans. on Communications -- Com-20, Nº 3 -- Junho/1972 -- pp. 9-25.
- 18) HARRIN RUDIN -- *Performance of Simple Multiplexor - Concentrators for Data Communications* -- IEEE Trans. on Communications Technology, Com-19, Nº 2 -- Abril/1971 -- pp. 178-197.
- 19) HAMUTH, H. F. & MURTY, S. -- *Sequency Multiplexing of Digital Signals* -- Proc. of the Symposium on Application of the Walsh Functions -- Washington, 1973.
- 20) KLEINROCK, L. -- *Analytic and Simulation Methods in Computer Network Design* -- AFIPS Conference Proc. Spring Joint Computer Conference, 36, 1970 -- pp. 569-579.
- 21) KLEINROCK, L. -- *Queueing Systems* -- Interscience Nova Iorque, Vol. I -- 1975 -- Vol. II, 1976.
- 22) MARTIN, J. -- *Systems Analysis for Data Transmission* -- Prentice-Hall, 1972.
- 23) MARTIN, J. -- *Teleprocessing Network Organization* -- Prentice-Hall, 1970.
- 24) MACCHI, C., GUILBERT, J. F. -- *Téléinformatique: Transport et Traitement de l'information dans les réseaux et systèmes téléinformatiques* -- Bordas et C.N.E.T.-E.N.S.T. -- Paris, 1979.

- 25) *Microprocessor Applications Manual*. By Motorola Semiconductor Products - 1977.
- 26) NYQUIST, H. - *Certain Topics in Telegraph Transmission Theory* - Am. Inst. Elect. Engrs. Trans., 47 - Nº 2, Abril/1928.
- 27) PAN, J. W. - *An Approach To Asynchronous Time Division Communications Network Design* - 70-CP-273-Com. pp. 15.1-15.4.
- 28) PAN, J. W. - *Synchronizing and Multiplexing in a Digital Communications Network* - Proc. of the IEEE, Vol. 60, Nº 5, Maio/1972. pp. 594-601.
- 29) PEATMAN, JOHN B. - *Microcomputer-based design* - McGraw-Hill, 1977.
- 30) PENNOTTI, M. C. AND M. SCHWARTZ - *Congestion Control in Store - and - Forward Tandem Links*. IEEE Trans. on Communications - Com-23, Nº 12 - Dezembro/1975 - pp. 1434-1443.
- 31) PETERSON, W. W. & WELDON Jr., E. J. - *Error - Correcting Codes* - The MIT Press, Cambridge, Massachusetts, 1972.
- 32) ROCHA, Jr., V. C. - *Versatile Error-Control Coding Systems* Ph.D Thesis, University of Kent at Canterbury - Maio/1976.
- 33) ROCHA NETO, I. - *Adaptive Majority Multiplexing Techniques* - Ph.D. Thesis, University of Kent at Canterbury, 1975.
- 34) SCHWÄRTZ, M. - *Computer - Communication Network Design and Analysis* - Prentice-Hall, New Jersey, 1977.

- 35) SHANNON, C. E. - *A Mathematical Theory of Communication* -
Bell Systems Technical Journal, 27, 1948.
- 36) SHERMON, D. N. - *Data Buffer Occupancy Statistics for Asynchronous Multiplexing of Data in Speech*. IEEE. Trans. on Communications - Com-20, Nº 3 - Junho/1972 pp.26-33.
- 37) VILAR FRANÇA, R. M. - *Multiplex Adaptativo por Função de Maioria e Decisão Suave* - Tese de Mestrado, Universidade Federal da Paraíba - Setembro/1978.
- 38) WILLIAM, G. F. - *Multiplex Digital por Divisão em Códigos Cíclicos* - Tese de Mestrado, Universidade Federal da Paraíba, Maio/1979.

APÊNDICE A — CÔDIGO ASCII

b_7, b_6, b_5 b_4, b_3, b_2, b_1	000	001	010	011	100	101	110	111
0000	NUL	DLE	SP	0	C	P	\	p
0001	SOH	DC ₁	!	1	A	Q	a	q
0010	STX	DC ₂	"	2	B	R	b	r
0011	ETX	DC ₃	£	3	C	S	c	s
0100	EOT	DC ₄	\$	4	D	T	d	t
0101	ENQ	NAK	%	5	E	U	e	u
0110	ACK	SYN	§	6	F	V	f	v
0111	BEL	ETB	'	7	G	W	g	w
1000	BS	CAN	(8	H	X	h	x
1001	HT	EM)	9	I	Y	i	y
1010	LF	SUB	*	:	J	Z	j	z
1011	VT	ESC	+	;	K	\	k	
1100	FF	FS	,	<	L		l	
1101	CR	GS	-	=	M		m	
1110	SO	RS	.	>	N	^	n	-
1111	SI	US	/	?	O	-	o	DEL

ACK — Aviso de que o terminal receptor está identificado

BEL — Campainha

BS — Retorno de carro de uma posição

CAN — Anulação

CR — Retorno de carro total
DC — Comando para dispositivo auxiliar
DEL — Apagamento, invalidação
EM — Fim do meio (papel, fita)
ENQ — Pergunta para saber qual o receptor
EOT — Fim de transmissão
ESC — Escape
ETB — Fim de transmissão de bloco
ETX — Fim de texto
F — Função
FE — Paginação
FF — Alimentação de formulário
FS — Separação de arquivo
GS — Separação de grupo
HT — Tabulação horizontal
IS — Separação de informação
LF — Mudança de linha
NAK — Não reconhecimento do código de receptor enviado pelo
transmissor
NL — Nova linha
NUL — Nulo
RS — Separação de registro

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA
Pró-Reitoria Para Assuntos do Interior
Coordenação Setorial de Pós-Graduação
Rua Aprígio Veloso, 882 - Tel. (083) 321-7222-R 355
58.100 - Campina Grande - Paraíba

SI - No código

SO - Fora do código

SOH - Começo do texto, cabeçalho

SP - Espaço

STX - Começo do texto

SUB - Substituição

SYN - Sincronização

TC - Comando de transmissão

US - Separador de itens

VT - Tabulação vertical

APÊNDICE B — COMPATIBILIDADE ELÉTRICA

A maior parte dos equipamentos e dispositivos de processamento de dados possui algum meio de ligação a outros equipamentos para intercâmbio de dados. Não são as unidades periféricas que têm que ser ligadas aos processadores centrais, como também é freqüente a conexão de processadores entre si, formando redes, e de unidades periféricas e outras, em estruturas de vários níveis. Devido a diversificação dos fabricantes de equipamentos, existe a necessidade de se padronizar a forma de transmissão de dados entre unidades, de modo a permitir a ligação de equipamentos de diferentes fornecedores. Esta adaptação deve ser em vários níveis: *compatibilidade elétrica* (os níveis de tensão e o significado dos diversos sinais serem os mesmos para os dois lados); *formatação lógica dos dados* (seqüência de elementos binários de informação, paridade, etc.); *formato das mensagens trocadas* (interpretação dos códigos de controle, distinção entre texto e controle, etc.); definições adicionais, padronizando os diversos procedimentos de comunicação, controle de erros, etc.

Os dois primeiros níveis de interface têm sido padronizados com sucesso. Esta padronização tem sido feita pelo EIA ("Electronics Industry Association") dos Estados Unidos e pelo CCITT ("Comité Consultatif International Telegraphique e Telephonique") através da recomendação (V. 24), obedecida praticamente pela totalidade dos fabricantes de terminais de dados e MODEM(S). O conector utilizado por equipamentos padronizados pe

A RS-232-C é de 25 pinos, com uma designação dos contatos (ver Tabela B.1). Os níveis de tensão aceitos por estes equipamentos é mostrado na Figura B.1. Na conversão de DTL/TTL para RS-232-C e vice-versa é empregado, na grande maioria, os circuitos integrados 1488 e 1489, respectivamente. A evolução dos sistemas de teleprocessamento, com a introdução de interfaces mais rápidas e a necessidade de sinalização mais sofisticada, está tornando necessário a extensão da norma RS-232-C. Em novembro de 1977 a EIA publicou uma norma tentando cobrir essas necessidades: é a RS-449.

Outra padronização também usada é a de corrente de malha. Nesta a padronização é um simples chaveamento "on/off" de tal maneira que quando a chave é fechada a malha (loop) é percorrida por uma corrente de 20 ou 60 mA, e quando é aberta não circula nenhuma corrente na malha, correspondendo aos valores lógicos "1" e "0", respectivamente (ver Fig. B.2). O esquema da figura B.3 é usado com teleimpressora (ASR-33) e periféricos eletromecânicos, onde quatro fios são necessários para transmissão em ambas as direções. Algumas precauções devem ser levadas em consideração numa transmissão a longa distância, por serem sujeitos a picos de ruídos de centenas de volts, que não devem ser entendidos como dados, nem danificar os semicondutores dos circuitos de interface. Para proteção dos circuitos sensores das interfaces, geralmente, se usa acopladores óticos.

Para evitar-se os efeitos da indução em linhas paralelas como mostra a Fig. B.4 costuma-se utilizar pares de fios torcidos. As correntes I_1 e I_2 são correntes induzidas e são chamadas de sinal de modo comum.

TABELA B.1 – Resumo dos sinais do CC/TT, recomendação V24 (E/A Trondard RS-232-C).

N O M E		Nº PINO	DESCRIÇÃO DA FUNÇÃO DO SINAL
CC/TT	E/A		
101	AA	1	terra de proteção
102	AB	7	terra e retorno
103	BA	2	transmissão de dados
104	BB	3	recepção de dados
105	CA	4	requisição para enviar
106	CB	5	limpar para enviar
107	CC	6	dado pronto
108.2	CD	20	terminal de dados pronto
125	CE	22	ring indicador
109	CF	8	detetor de sinal da linha de recepção
110	CG	21	deteção do sinal de qualidade
111	CH	23	DTE para DCE
112	CI	23	DCE para DTE
113	DA	24	transmissão DTE
114	DB	15	transmissão DCE
115	DD	17	recepção DCE
118	SBA	14	transmissor de dados secundário
119	SBB	16	receptor de dados secundário
120	SCA	19	requisição para enviar secundário
121	SCB	13	limpar para enviar secundário
122	SCF	12	detetor de sinal da linha de recepção se cudária

– Os pinos 11, 18 e 25 são sobressaltantes e os pinos 9 e 10 são usados para teste.

– DCE e DTE significam Data Communication Equipment e Data Terminal Equipment, respectivamente.

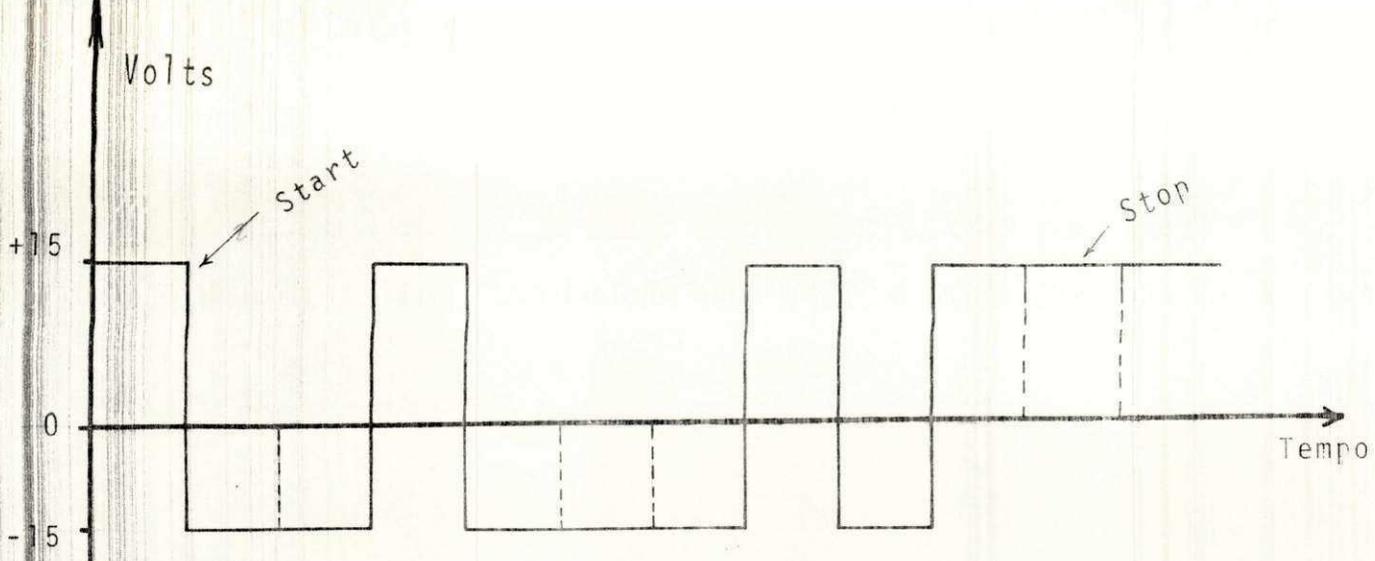


FIG. B.1 - Representação do Caracter "E" ASCII em RS-232-C

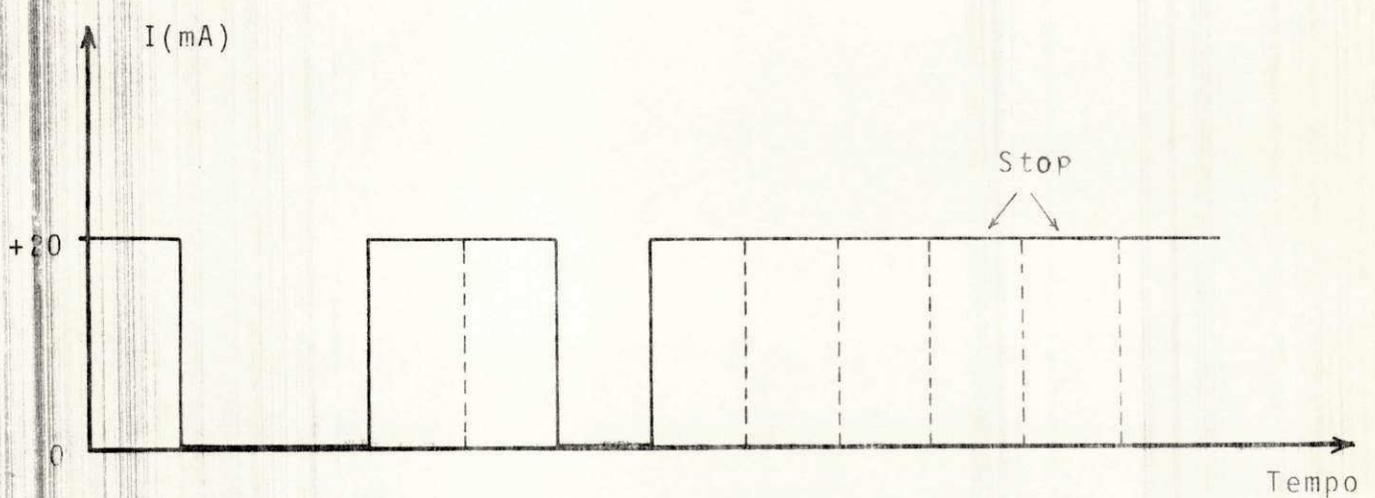


FIG. B.2 - Representação do Caracter "7" ASCII em corrente de malha de 20mA.

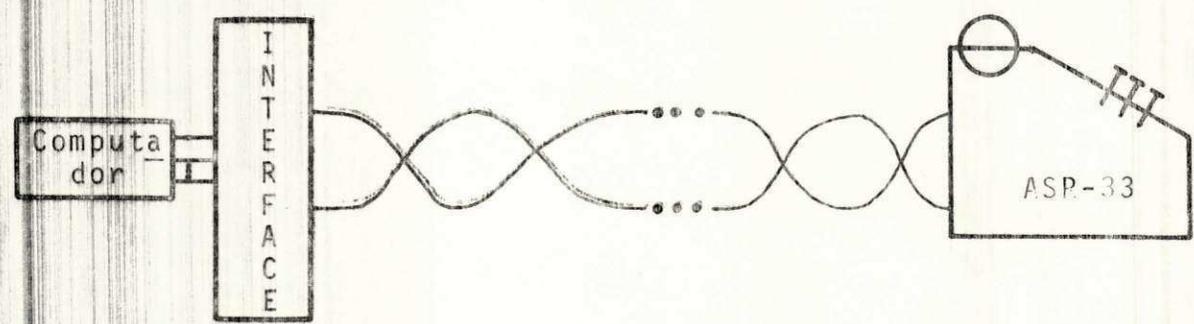
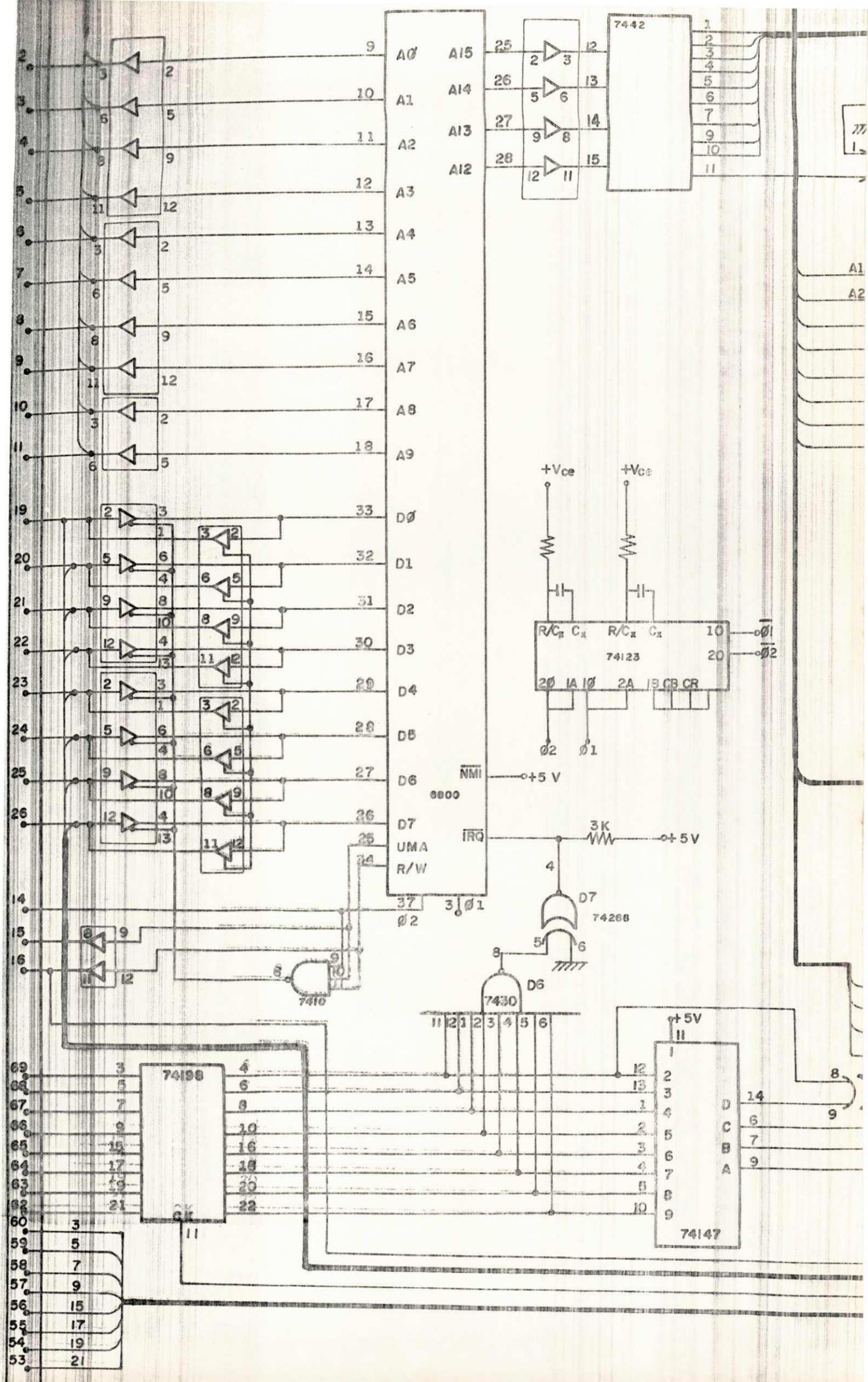
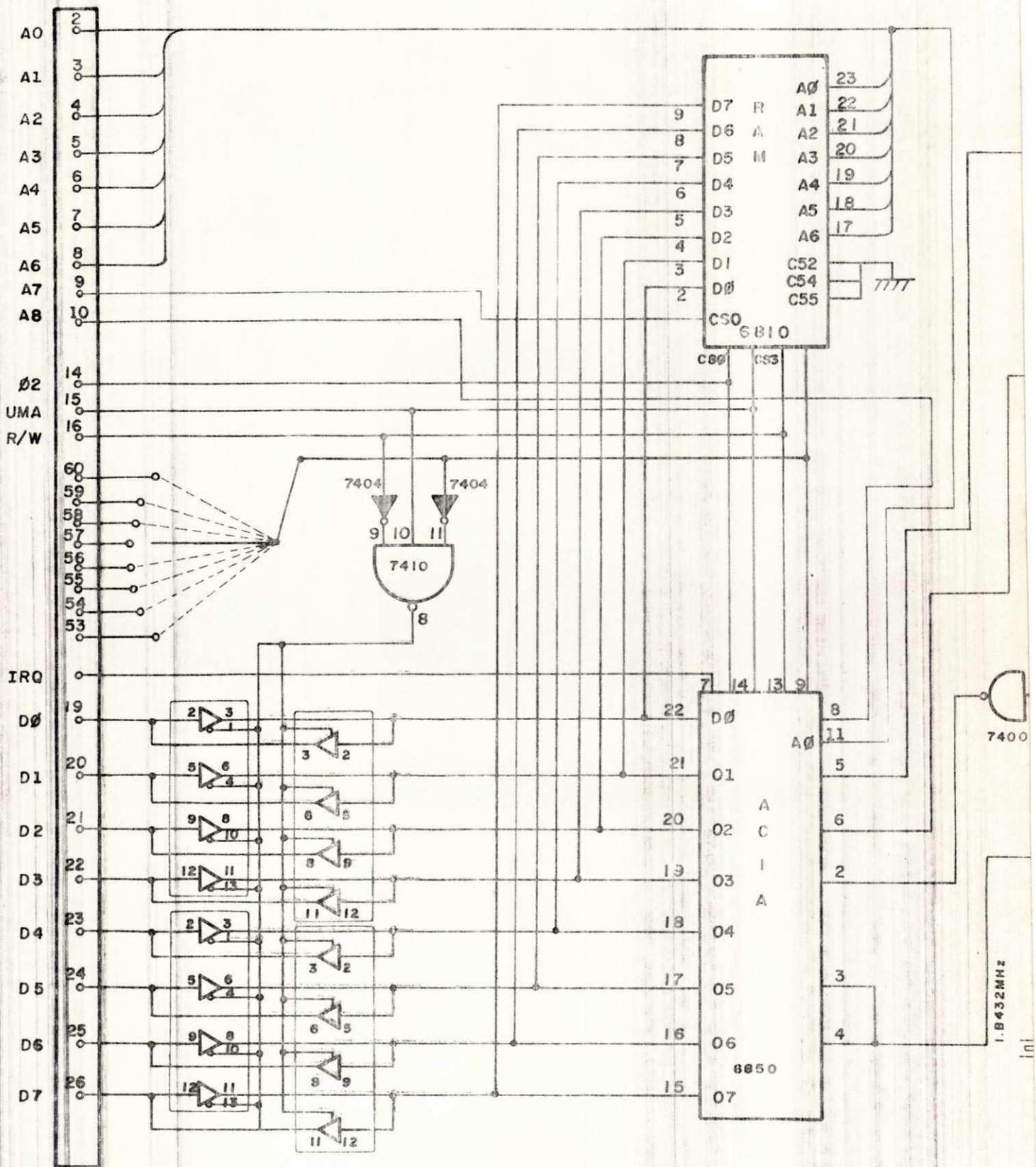


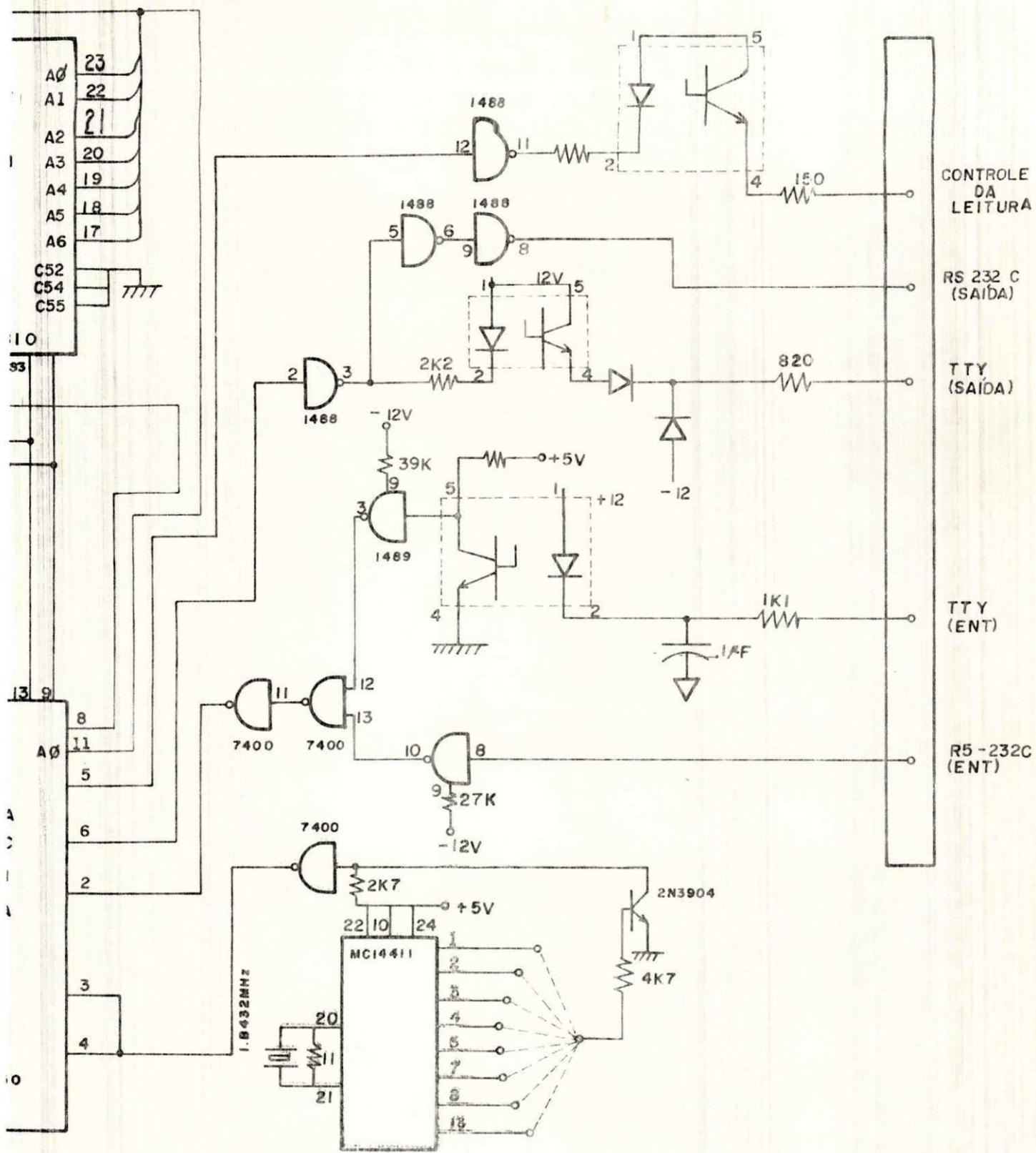
FIG. B-3:







UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA
 Pró-Reitoria Para Assuntos do Interior
 Coordenação Setorial de Pós-Graduação
 Rua Aprígio Veloso, 882 - Tel (083) 321-7222-R 355
 58.100 - Campina Grande - Paraíba



UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAIBA
 Pró-Reitoria Para Assuntos do Interior
 Coordenação Setorial de Pós-Graduação
 Rua Aprígio Veloso, 882 - Tel. (083) 321 7222-R 355
 58 100 - Campina Grande - Paraíba

```

LISTNH
10 REM CALCULO DA PROBABILIDADE DE TRANSICAO DO
20 REM VETOR ATIVIDADE PARA OITO TERMINAIS.
30 DIM M(10)
40 FOR P0=.01 TO .99 STEP .01
50 P1=1-P0
60 FOR I=1 TO 9
70 M(I)=P0^(9-I)*P1^(I-1)
80 NEXT I
90 P=M(1)*(1-M(1))+8*M(2)*(1-M(2))+28*M(3)*(1-M(3))
100 P=P+54*M(4)*(1-M(4))+70*M(5)*(1-M(5))+54*M(6)*(1-M(6))
110 P=P+28*M(7)*(1-M(7))+8*M(8)*(1-M(8))+M(9)*(1-M(9))
120 PRINT 'PA= 'P1,'PM= 'P*100
130 NEXT P0
140 STOP

```

```

READY
RUNNH

```

PA= .99	PM= 14.7845
PA= .98	PM= 27.3773
PA= .97	PM= 38.0984
PA= .96	PM= 47.2221
PA= .95	PM= 54.9831
PA= .94	PM= 61.5822
PA= .93	PM= 67.1912
PA= .92	PM= 71.9566
PA= .91	PM= 76.0036
PA= .9	PM= 79.4391
PA= .89	PM= 82.3543
PA= .88	PM= 84.8267
PA= .87	PM= 86.9226
PA= .86	PM= 88.6984
PA= .85	PM= 90.202
PA= .84	PM= 91.4743
PA= .83	PM= 92.5501
PA= .82	PM= 93.459
PA= .81	PM= 94.226
PA= .8	PM= 94.8727
PA= .79	PM= 95.4172
PA= .78	PM= 95.875
PA= .77	PM= 96.2594
PA= .76	PM= 96.5814
PA= .75	PM= 96.8505
PA= .74	PM= 97.075
PA= .73	PM= 97.2617
PA= .72	PM= 97.4164
PA= .71	PM= 97.5443
PA= .7	PM= 97.6493
PA= .69	PM= 97.7354
PA= .68	PM= 97.8054
PA= .67	PM= 97.862
PA= .66	PM= 97.9074
PA= .65	PM= 97.9436
PA= .64	PM= 97.9721
PA= .63	PM= 97.9943
PA= .62	PM= 98.0113
PA= .61	PM= 98.0241
PA= .6	PM= 98.0337
PA= .59	PM= 98.0405
PA= .58	PM= 98.0453
PA= .57	PM= 98.0485
PA= .56	PM= 98.0506
PA= .55	PM= 98.0518
PA= .54	PM= 98.0525
PA= .53	PM= 98.0528
PA= .52	PM= 98.053
PA= .51	PM= 98.053
PA= .5	PM= 98.053
PA= .49	PM= 98.053
PA= .48	PM= 98.0529
PA= .47	PM= 98.0529
PA= .46	PM= 98.0525
PA= .45	PM= 98.0518
PA= .44	PM= 98.0506

PA=	.58	PM=	98.0453
PA=	.57	PM=	98.0485
PA=	.56	PM=	98.0506
PA=	.55	PM=	98.0518
PA=	.54	PM=	98.0525
PA=	.53	PM=	98.0528
PA=	.52	PM=	98.053
PA=	.51	PM=	98.053
PA=	.5	PM=	98.053
PA=	.49	PM=	98.053
PA=	.48	PM=	98.0529
PA=	.47	PM=	98.0529
PA=	.46	PM=	98.0525
PA=	.45	PM=	98.0518
PA=	.44	PM=	98.0506
PA=	.43	PM=	98.0485
PA=	.42	PM=	98.0453
PA=	.41	PM=	98.0405
PA=	.4	PM=	98.0336
PA=	.39	PM=	98.0241
PA=	.38	PM=	98.0113
PA=	.37	PM=	97.9943
PA=	.36	PM=	97.9721
PA=	.35	PM=	97.9436
PA=	.34	PM=	97.9074
PA=	.33	PM=	97.862
PA=	.32	PM=	97.8054
PA=	.31	PM=	97.7354
PA=	.3	PM=	97.6494
PA=	.29	PM=	97.5443
PA=	.28	PM=	97.4164
PA=	.27	PM=	97.2617
PA=	.26	PM=	97.075
PA=	.25	PM=	96.8505
PA=	.24	PM=	96.5813
PA=	.23	PM=	96.2594
PA=	.22	PM=	95.8751
PA=	.21	PM=	95.4172
PA=	.2	PM=	94.8727
PA=	.19	PM=	94.2261
PA=	.18	PM=	93.459
PA=	.170001	PM=	92.5501
PA=	.160001	PM=	91.4744
PA=	.150001	PM=	90.202
PA=	.140001	PM=	88.6985
PA=	.130001	PM=	86.9227
PA=	.120001	PM=	84.8268
PA=	.110001	PM=	82.3544
PA=	.100001	PM=	79.4393
PA=	.0900006	PM=	76.0038
PA=	.0800006	PM=	71.9568
PA=	.0700006	PM=	67.1915
PA=	.0600006	PM=	61.5826
PA=	.0500006	PM=	54.9835
PA=	.0400006	PM=	47.2226
PA=	.0300006	PM=	38.099
PA=	.0200006	PM=	27.378
PA=	.0100006	PM=	14.7854

STOP AT LINE 140

READY
BYE

APÉNDICE C-2

PAGE 001 SIMULA M-1

```

0001          NAM SIMULA      SIMULA M-1
0002          * SIMULACAO DO MODELO M-1
0003          * COPIADO EM 1980, UFPB-CCT-DEE-GSD.
0004          * USO COM EXRCISER.
0005          2001      ACIAC2 EQU      @20001
0006          2001      ACIAS2 EQU      ACIAC2
0007          2000      ACIAT2 EQU      ACIAC2-1
0008  0100          ORG      $0100
0009          * GERAR TAXA DE CHEGADA
0010  0100  86  07      GETX      LDAA      #07
0011  0102  CE  0A9E    LL      LDX      ##0A9E
0012  0105  09          LL1      DEX
0013  0106  26  FD      BNE      LL1
0014  0108  4A          DECA
0015  0109  26  F7      BNE      LL
0016  0108  7A  1531    DEC      CONTL
0017  010E  26  08      BNE      CAREN
0018  0110  7A  1530    DEC      CONTH
0019  0113  216  03     BNE      CAREN
0020  0115  7E  01C8    JMP      TERM

0021  0118  86  08      CAREN      LDAA      #08
0022  011A  B7  1532    STAA      KK

0023          * ATIVIDADE (12,5%) DE CADA TERMINAL.
0024  011D  C6  03      OUTRO      LDAB      #03
0025  011F  F7  1558          STAB      CONTRE
0026  0122  86  01          LDAA      #01
0027  0124  B5  07FF    RODA      PITA      AA
0028  0127  26  01      BNE      DECONT
0029  0129  5F          CLR      CLR      CLR
0030  012A  48          DECONT      ASLA
0031  012B  7A  1558    DEC      CONTRE
0032  012E  26  F4      BNE      RODA
0033  0130  74  07FE    LSR      BB
0034  0133  76  05FF    ROR      AA
0035  0136  5D          TST      TST      TST
0036  0137  27  39      BEQ      NATIV

```

*

PAGE .002 SIMULA M-1

0037	0139	CE	14FF	ATIV	LIX	##14FE
0038	013C	86	09		LDAA	#09
0039	013E	B0	1532		SUBA	KK
0040	0141	08			INX	
0041	0142	08			INX	
0042	0143	41			DECA	
0043	0144	26	FB		BNE	AT1
0044	0146	FF	1533		STX	SALVX
0045	0149	EE	00		LIX	0,X
0046	014B	86	55		STAA	0,X
0048	014F	08			INX	
0049	0150	FF	1535		STX	SALVY
0050	0153	FE	1533		LIX	SALVX
0052	0159	A7	00		STAA	0,X
0053	015B	B6	1536		LDAA	SALYL
0054	015E	A7	01		STAA	1,X
0055	0160	A6	11		LDAA	11,X
0056	0162	8B	40		ADDA	#40H
0057	0164	B7	1536		STAA	SALVYL
0058	0167	EE	00		LIX	0,X
0059	0169	BC	1535		CPX	SALVX
0060	016C	26	03		BNE	NATIV
0062	0171	7A	1532	NATIV	DEC	KK
0063	0174	26	A7		BNE	OUTPO
0064	0176	FE	1552		LIX	N
0065	0179	09			DEX	
0066	017A	FF	1552		STX	N
0067	017D	FD	153B		TST	ATIVT
0068	0180	26	05		BNE	SALTE
0069	0182	86	CF		LDAA	#CFH
0070	0184	B7	2001		STAA	ACIACC2
0071	0187	8C	03FF		CPX	##03FF
0072	018A	27	08		BEG	LFITA

*

B\$110\$ \; \L\$#

0073 018C A6 00 LDAA 0,X
 0074 018E B7 05FE STAA BB
 0075 0191 7E 0100 JMP GETX

0076 * LER FITA COM DADOS ALEATORIOS.

0077 FCF4 ACIACS EQU @1763,4
 0078 FCF5 ACIATR EQU ACIACS+1
 0079 0198 ORG \$0198
 0080 0198 0F SEI
 0081 0199 CE 0400 LDX #\$0400
 0082 019C 86 41 LDAA #41
 0083 019E B7 FCF4 STAA ACIACS
 0084 01A1 C6 01 LDAB #01
 0085 01A3 F5 FCF4 VAMOS BITB ACIACS
 0086 01A6 27 FB BEQ VAMOS
 0087 01A8 B6 FCF5 LDAA ACIATR
 0088 01AB A7 00 STAA 0,X
 0089 01AD 08 INX
 0090 01AE 8C 07FF CPX #03777
 0091 01B1 26 F0 BNE VAMOS
 0092 01B3 FF 1552 STX N
 0093 01B6 86 01 LDAA #01
 0094 01B8 B7 FCF4 STAA ACIACS
 0095 01BB 0E CLI
 0096 01BC 7E 0100 JMP GETX

0097 * SAIDA DA PERCENTAGEM DE OCUPACAO DOS "BUFFERS".

0098 01B7 0F ESTORO SEI
 0099 01C0 8D 6D BSR SUB1
 0100 01C2 C6 56 LDAB #V
 0101 01C4 8D 5E BSR SAIR
 0102 01C6 8D 0F BSR SAIDA
 0103 01C8 7E 0364 JMP RESET

0104 01CB 0F TERM SEI
 0105 01CC 8D 61 BSR SUB1
 0106 01CE C6 4B LDAB #K
 0107 01D0 8D 52 BSR SAIR
 0108 01D2 8D 03 BSR SAIDA

PAGE 005 SIMULA M-1

0145	021C	54	SA6	LSRB	
0146	021D	54		LSRB	
0147	021E	54		LSRB	
0148	021F	54		LSRB	
0149	0220	C4 0F	SA7	ANDB	#10F
0150	0220	CB 30		ADCB	#130
0151	0224	86 02	SAIR	LDAA	#02
0152	0226	B5 FCF4		BITA	ACIACB
0153	0229	27 F9		PEQ	SAIR
0154	022B	F7 FCF5		STAB	ACIATC
0155	022E	39		RTS	
0156	022F	C6 0D	SUB1	LDAB	#/CR
0157	0231	8D F1		BSR	SAIR
0158	0233	C6 0A		LDAB	#/LF
0159	0235	8D ED		BSR	SAIR
0160	0237	C6 4F		LDAB	#/O
0161	0239	8D E9		BSR	SAIR
0162	023B	39		RTS	
0163	023C	FE 154F	OUTERM	LDX	SALK
0164	023F	08		INX	
0165	0240	08		INX	
0166	0241	8C 1510		CPX	#1510
0167	0244	26 9A		BNE	PRONO
0168	0246	39		RTS	
0169	0247	C6 07	MULDIV	LDAB	#07
0170	0249	F7 1548		STAB	CC
0171	024C	5A		DECB	
0172	024D	F7 1549		STAB	DD
0173	0250	C6 64		LDAB	#100
0174	0252	F7 154A		STAB	MUX
0175	0255	5F		CLRB	
0176	0256	4C		INCA	
0177	0257	B7 154C		STAA	MULY
0178	025A	4F		CLRA	
0179	025B	F7 154B		STAB	MULYH
0180	025E	74 154A	MUU	LSR	MUX

*

PAGE 007 SIMULA N-1

0217	02C4	FF	153C	TRAN2	STX	MMT
0218	02C7	EE	00		LDX	0,X
0218	02C9	A6	00		LDAA	0,X
0220	02CB	8D	3A		BSR	SACAR
0221	02CD	B6	153D		LDAA	MMTL
0222	02D0	80	10		SUBA	#10
0223	02D2	B7	153D		STAA	MMTL
0224	02D5	FF	153E		STX	UAVA
0225	02D8	FE	153C		LDX	MMT
0226	02DB	EE	00		LDX	0,X
0227	02DD	FF	1540		STX	MMP
0228	02E0	FE	153E		LDX	UAVA
0229	02E3	7C	1541		INC	MMPL
0230	02E6	BC	1540	TRAN4	CPX	MMP
0231	02E9	27	07		BEQ	TRANS
0232	02EB	A6	01		LDAA	1,X
0233	02ED	A7	00		STAA	0,X
0234	02EF	08			INX	
0235	02F0	20	F4		BRA	TRAN4
0236	02F2	B6	1541	TRANS	LDAA	MMPL
0237	02F5	80	02		SUBA	#02
0238	02F7	FE	153C		LDX	MMT
0239	02FA	A7	01		STAA	1,X
0240	02FC	20	03		BRA	VOLTA
0241	02FD	17		TRANS	TBA	
0242	02FE	8D	06		BSR	SACAR
0243	0300	7A	153A	VILTA	DEC	NOCAR
0244	0303	27	11		BEQ	GERAR
0245	0305	3B		RETOR	RTI	
0246	0306	F6	2001	SAIR	LDAB	ACIAC2
0247	0309	54			LSRB	
0248	030A	54			LSRE	
0249	030B	25	F9		BCS	SACAR
0250	030D	B7	2000		STAA	ACIAT2
0251	0310	86	CF		LDAA	#CF
0252	0312	B7	2001		STAA	F ACIAC2

*

PAGE 000 SIMULA N-1

0253 0315 39

RTS

0254 *GERAR A PALAVRA ATIVIDADE - ATIVT.

0255 0316 86 08 GERAR LDAA #08
0257 0318 CE 151E LDX ##151F
0258 031E FF 155B STX III
0259 0321 FF 155D STX EEE
0260 0324 EE 00 GEO LDX 0,X
0261 0326 FF 1559 STX PPP
0262 0329 B6 155C LDAA ITIL
0263 032C 80 10 SUBC #10H
0264 032E B7 155E STAA EEEL
0265 0331 FE 155D LDX EEE
0266 0334 EE 00 LDX 0,X
0267 0336 BC 1559 CPX PPP
0268 0339 26 03 BNE GE1
0269 033B 0C CLE
0270 033C 20 01 BRA GE2
0271 033E 0D GE1 SEC
0272 033F 59 GE2 ROLB
0273 0340 7A 155F DEC NOTER
0274 0343 27 0B BEQ GE3
0275 0345 7A 155C DEC ITIL
0276 0348 7A 155C DEC ITIL
0277 034B FE 155B LDX III
0278 034E 20 04 BRA GE0

0279 0350 F7 155B STAR ATIVT

0280 0353 5D TSTB

0281 0354 27 AF BEQ RETOR

0282 0356 FE 02A0 JMP TRANSH

0283 *RESET

0284 0359 7F 153A CLR CONT

0285 035C 8E 0030 LDB ##0030

0285 035C 86 FC LDAA #5FC

0287 0361 B7 2001 STAA ACIACC

0288 0364 7F FFF8 RESET CLR VEIRON

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAIBA
Pró-Reitoria Para Assuntos do Interior
Coordenação Setorial de Pós-Graduação
Rua Aprigio Veloso, 882 - Tel (083) 321-7222-R 355
58 100 - Campina Grande - Paraíba

0289	0367	7F	FF9	CLR	#E901
0290	036A	86	02	LDAA	#02
0291	036C	97	01	STAA	#M
0292	036E	86	A7	LDAA	#A0
0293	0370	97	02	STAA	#018
0294	0372	86	7E	LDAA	#7E
0295	0374	97	00	STAA	#E0
0296	0376	86	04	LDAA	#04
0297	0378	B7	1560	STAA	FFF
0298	037B	CE	1500	LDX	#1500
0299	03FE	86	10	LDAA	#16
0300	0380	5F		CLRE	
0301	0381	8D	22	BSR	MAIS
0302	0383	86	40	LDAA	#04
0303	0385	B7	1560	STAA	FFF
0304	0388	86	11	LDAA	#17
0305	038A	8D	19	BSR	MAIS
0306	038C	86	FC	LDAA	#FC
0307	038E	B7	2001	STAA	ACIAC2
0308	0391	86	EE	LDAA	#EE
0309	0393	B7	2001	STAA	ACIAC2
0310	0396	0C		CLC	
0311	0397	7F	1531	CLR	CONTL
0312	0399	86	02	LDAA	#02
0313	039C	B7	1530	STAA	CONTH
0314	039F	7F	153B	CLR	ATIUT
0315	03A2	7E	0198	JMP	LEITA
0316	03A5	A7	00	MAIS	STAA 0,X
0317	03A7	A7	10	STAA	16,X
0318	03A9	E7	01	STAB	01,X
0319	03AB	E7	11	STAB	17,X
0320	03AD	08		INX	
0321	03AE	08		INX	
0322	03AF	CB	40	ADDB	#40
0323	03B1	7A	1560	DEC	FFF
0324	03B4	26	E7	BNE	MAIS

APENDICE C-3

LISTNH

```

10 REM CALCULO DA PROBABILIDADE DE TRANSIÇÃO DO
20 REM VETOR ATIVIDADE PARA OITO TERMINAIS.
30 DIM M(10)
40 FOR PO=.01 TO .99 STEP .01
50 P1=1-PO
60 FOR I=1 TO 9
70 M(I)=PO^(9-I)*P1^(I-1)
80 NEXT I
90 P=M(1)*(1-M(1))+8*M(2)*(1-M(2))+28*M(3)*(1-M(3))
100 P=P+54*M(4)*(1-M(4))+70*M(5)*(1-M(5))+54*M(6)*(1-M(6))
110 P=P+28*M(7)*(1-M(7))+8*M(8)*(1-M(8))+M(9)*(1-M(9))
120 PRINT 'PA= ';P1,'PM= ';P*100
130 NEXT PO
140 STOP

```

READY

RUNNH

PA=	.99	PM=	14.7845
PA=	.98	PM=	27.3773
PA=	.97	PM=	38.0984
PA=	.96	PM=	47.2221
PA=	.95	PM=	54.9831
PA=	.94	PM=	61.5822
PA=	.93	PM=	67.1912
PA=	.92	PM=	71.9566
PA=	.91	PM=	76.0036
PA=	.9	PM=	79.4391
PA=	.89	PM=	82.3543
PA=	.88	PM=	84.8267
PA=	.87	PM=	86.9226
PA=	.86	PM=	88.6984

PA=	.85	PM=	90.202
PA=	.84	PM=	91.4743
PA=	.83	PM=	92.5501
PA=	.82	PM=	93.459
PA=	.81	PM=	94.226
PA=	.8	PM=	94.8727
PA=	.79	PM=	95.4172
PA=	.78	PM=	95.875
PA=	.77	PM=	96.2594
PA=	.76	PM=	96.5814
PA=	.75	PM=	96.8505
PA=	.74	PM=	97.075
PA=	.73	PM=	97.2617
PA=	.72	PM=	97.4164
PA=	.71	PM=	97.5443
PA=	.7	PM=	97.6493
PA=	.69	PM=	97.7354
PA=	.68	PM=	97.8054
PA=	.67	PM=	97.862
PA=	.66	PM=	97.9074
PA=	.65	PM=	97.9436
PA=	.64	PM=	97.9721
PA=	.63	PM=	97.9943
PA=	.62	PM=	98.0113
PA=	.61	PM=	98.0241
PA=	.6	PM=	98.0337
PA=	.59	PM=	98.0405
PA=	.58	PM=	98.0453
PA=	.57	PM=	98.0485
PA=	.56	PM=	98.0506
PA=	.55	PM=	98.0518
PA=	.54	PM=	98.0525
PA=	.53	PM=	98.0528
PA=	.52	PM=	98.053
PA=	.51	PM=	98.053
PA=	.5	PM=	98.053

PA=	.49	PM=	98.053
PA=	.48	PM=	98.0529
PA=	.47	PM=	98.0529
PA=	.46	PM=	98.0525
PA=	.45	PM=	98.0518
PA=	.44	PM=	98.0506
PA=	.43	PM=	98.0485
PA=	.42	PM=	98.0453
PA=	.41	PM=	98.0405
PA=	.4	PM=	98.0336
PA=	.39	PM=	98.0241
PA=	.38	PM=	98.0113
PA=	.37	PM=	97.9943
PA=	.36	PM=	97.9721
PA=	.35	PM=	97.9436
PA=	.34	PM=	97.9074
PA=	.33	PM=	97.862
PA=	.32	PM=	97.8054
PA=	.31	PM=	97.7354
PA=	.3	PM=	97.6494
PA=	.29	PM=	97.5443
PA=	.28	PM=	97.4164
PA=	.27	PM=	97.2617
PA=	.26	PM=	97.075
PA=	.25	PM=	96.8505
PA=	.24	PM=	96.5813
PA=	.23	PM=	96.2594
PA=	.22	PM=	95.8751
PA=	.21	PM=	95.4172
PA=	.2	PM=	94.8727
PA=	.19	PM=	94.2261
PA=	.18	PM=	93.459
PA=	.170001	PM=	92.5501
PA=	.160001	PM=	91.4744
PA=	.150001	PM=	90.202
PA=	.140001	PM=	88.6985

PA=	.130001	PM=	86.9227
PA=	.120001	PM=	84.8268
PA=	.110001	PM=	82.3544
PA=	.100001	PM=	79.4393
PA=	.0900006	PM=	76.0038
PA=	.0800006	PM=	71.9568
PA=	.0700006	PM=	67.1915
PA=	.0600006	PM=	61.5826
PA=	.0500006	PM=	54.9835
PA=	.0400006	PM=	47.2226
PA=	.0300006	PM=	38.099
PA=	.0200006	PM=	27.378
PA=	.0100006	PM=	14.7854

STOP AT LINE 140

READY

BYE

UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARAIBA
Pró-Reitoria Para Assuntos de Interiores
Coordenação Setorial de Níveis Graduação
Rua Adigio Veloso, 882 - Tel (083) 321 7222-R 355
58.100 - Campina Grande - Paraíba

APÉNDICE C-4

```

1 C. CALCULO DA PROBABILIDADE DE "OVERFLOW" NUM SISTEMA DE
2 C MULTIPLEXACAO DINAMICA POR DIVISAO DE TEMPO.
3 REAL*8 PR,POV,RO,P(65),R(65),L
4 DO 7 K=6,8,2
5 M=4
6 2 M=2*M
7 DO 4 N=5,20,5
8 DO J=1,9,1
9 RO=J/10.
10 PR=((1.-RO)*RO**(K*N/10))/(1.-RO**(K*N/10+1))
11 PO=((1.-RO)*RO**(N))/1.-RO**(N+L))
12 DO 5 I=1,M
13 R(I)=RO*I/M
14 5 P(I)=((1.-R(I))*R(I)**N)/(1.-R(I)**(N+1))
15 POV=((1.-PR)**M)*PO
16 DO 6 I=1,M
17 L=IFAT(M)/(IFAT(M-I)*IFAT(I))
18 6 POV=POV+L*(PR**I)*P(I)
19 PRINT,K,M,N,RO,POV
20 4 CONTINUE
21 IF(M.LT.32)GO TO 2
22 7 CONTINUE
23 STOP
24 END
25 FUNCTION IFAT(M)
26 INTEGER O
27 IFAT=1
28 IF(M.EQ.0) GO TO 11
29 DO 10 O=1,M
30 IFAT=(M-O+1)*IFAT
31 10 CONTINUE
32 11 RETURN
33 END

```

*