

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA DE CAMPINAS
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA

ESTRATÉGIAS DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO

PARA SISTEMAS AMDT

RENATO BALDINI FILHO

Orientador: DALTON SOARES ARANTES

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia da Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP - como parte dos requisitos exigidos para obtenção do título de MESTRE EM CIÊNCIAS.

SETEMBRO 1983

UNICAMP
BIBLIOTECA CENTRAL

À memória de meu pai,
Renato Baldini,
pelo incentivo ao conhecimento
e à minha mãe, Maria Lydia J.
Baldini, pelo apoio e compreen
são mesmo nas horas difíceis.

AGRADECIMENTOS

Desejo agradecer ao Prof. Dr. Dalton Soares Arantes, pela oportunidade de realizar este trabalho sob sua orientação, bem como pelas suas contribuições e valiosas discussões para que pudesse completá-lo.

Agradeço também ao Eng. Lee Luan Ling pelas suas su gestões e colaboração na parte computacional; à secretária Maria Júlia pelo serviço de datilografia, aos desenhistas Luis e Edison pela confecção dos desenhos, enfim, a todos que, direta ou indiretamente, ajudaram-me na sua elaboração.

INDICE

SUMÁRIO

CAPÍTULO I - CONSIDERAÇÕES GERAIS SOBRE SINCRONIZAÇÃO EM SISTEMAS AMDT	1
I.1 - INTRODUÇÃO	2
I.2 - ACESSO MÚLTIPLO POR DIVISÃO TEMPORAL (AMDT)	2
I.3 - SINCRONIZAÇÃO EM SISTEMAS AMDT	5
I.4 - SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO	6
I.5 - DESCRIÇÃO GERAL DOS ALGORÍTMOS DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO	8
CAPÍTULO II - ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO - TIPO I.	11
II.1 - INTRODUÇÃO	12
II.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO I	16
II.2.1 - Representação Esquemática	16
II.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos	18
II.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	19
II.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DE PERDA DO SINCRONISMO DE QUADRO	22
II.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	23
II.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$..	26
II.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para $P_d = 1$, no Pior Caso	30
II.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para o Pior Caso e $P_d \leq 1$	32

.../..

II.6 - VARIÂNCIA DOS TEMPOS \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s	35
---	----

CAPÍTULO III - ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO - TIPO II	36
--	----

III.1 - INTRODUÇÃO	37
--------------------------	----

III.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO II	38
---	----

III.2.1 - Representação Esquemática	39
--	----

III.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos	41
---	----

III.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	42
--	----

III.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO	44
---	----

III.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	45
---	----

III.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$	45
--	----

III.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para $P_d = 1$, no Pior Caso	50
---	----

III.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para o Pior Caso e $P_d \leq 1$	51
---	----

CAPÍTULO IV - ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO - TIPO III	54
--	----

IV.1 - INTRODUÇÃO	55
-------------------------	----

IV.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO III	55
---	----

IV.2.1 - Representação Esquemática	56
---	----

IV.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos	57
--	----

IV.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	58
---	----

.../.

IV.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRO NISMO DE QUADRO	61
IV.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	62
IV.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$	64
IV.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para $P_d = 1$, no Pior Caso	69
IV.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para o Pior Caso e $P_d \leq 1$	70
 CAPÍTULO V - ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO - TIPO IV	74
V.1 - INTRODUÇÃO	75
V.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZA ÇÃO DO TIPO IV	75
V.2.1 - Representação Esquemática	76
V.2.2 - Representação sob Forma de Algo rítmos	76
V.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	78
V.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRO NISMO DE QUADRO	80
V.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	80
V.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sin cronismo de Quadro para $P_d = 1$	82
V.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sin cronismo de Quadro, para $P_d = 1$, no Pior Caso	85
V.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sin cronismo de Quadro para o Pior Caso e $P_d \leq 1$	86

CAPÍTULO VI - ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO - TIPO V	88
VI.1 - INTRODUÇÃO	89
VI.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONISMO DO TIPO V	89
VI.2.1 - Representação Esquemática	90
VI.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos	90
VI.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	92
VI.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO	94
VI.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO	94
VI.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$.	96
VI.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$, no Pior Caso	99
VI.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d \leq 1$, no Pior Caso	100
 CAPÍTULO VII - TÉCNICA DE ABERTURA DA JANELA TEMPORAL, AMBIGUIDADE DE FASE, TREMOR E ESTAÇÕES DE REFERÊNCIA EM SISTEMAS AMDT	 102
VII.1 - INTRODUÇÃO	103
VII.2 - TÉCNICA DE ABERTURA DE JANELA TEMPORAL PARA A DETECÇÃO DA PALAVRA ÚNICA	103
VII.3 - TREMOR DE FASE NO RELÓGIO DE QUADRO RECUPERADO	109
VII.4 - RESOLUÇÃO DA AMBIGUIDADE DE FASE NA DE MODULAÇÃO QPSK COERENTE	110
VII.5 - UTILIZAÇÃO DE DOIS SURTOS DE REFERÊNCIA	112

.../.

CAPÍTULO VIII - ANÁLISE DO DESEMPENHO DAS VÁRIAS ESTRATÉGIAS ESTUDADAS	121
VIII.1 - INTRODUÇÃO	122
VIII.2 - ESTRATÉGIAS DO GRUPO A	123
VIII.2.1 - Tempo Médio de Retenção de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_r)	123
VIII.2.2 - Tempo Médio de Detecção da Perda de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_d)	127
VIII.2.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro	130
VIII.3 - ESTRATÉGIAS DO GRUPO B	140
VIII.3.1 - Tempo Médio de Retenção de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_r)	141
VIII.3.2 - Tempo Médio de Detecção da Perda de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_d)	142
VIII.3.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_s)	148
VIII.4 - CONCLUSÕES	148
VIII.4.1 - Estratégias do Grupo A .	151
VIII.4.2 - Estratégias do Grupo B .	152
VIII.4.3 - Comparação entre as Estratégias Tipo I e Tipo V	152
APÊNDICE I	155
REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	168

SUMÁRIO

O objetivo deste trabalho é apresentar e analisar um número de algoritmos de sincronização de quadro para sistemas de comunicação digital via satélite, que utilizam técnicas AMDT - Acesso Múltiplo por Divisão Temporal . Deve-se ressaltar, todavia, que esses algoritmos podem igualmente ser aplicados para a sincronização de quadro em sistemas multiplex PCM/TDM.

Os desempenhos dos vários algoritmos aqui apresentados, serão estudados e comparados levando-se em consideração os parâmetros estatísticos mais importantes. Antes de iniciarmos nossos estudos, porém, descreveremos de forma sucinta um sistema AMDT típico, visando introduzir o problema geral da sincronização nesse sistema e enfatizar a importância do problema específico da sincronização de quadro.

CAPÍTULO I

CONSIDERAÇÕES GERAIS SOBRE
SINCRONIZAÇÃO EM SISTEMAS AMDT

I.1 - INTRODUÇÃO

Iniciaremos nossos estudos pela descrição sucinta de uma técnica geralmente utilizada em sistemas de acesso múltiplo por divisão temporal (AMDT), definindo estruturas típicas de quadro e de surtos e descrevendo cada uma de suas funções.

A seguir, introduziremos os vários problemas de sincronismo presentes nos sistemas AMDT. A partir daí, restringiremos nossa atenção apenas aos problemas relacionados à sincronização de quadro especificamente, onde trataremos dos seguintes aspectos: aquisição inicial, retenção e detecção da perda de sincronismo de quadro.

Finalmente, definiremos uma forma geral que engloba todos os algoritmos de sincronização de quadro.

I.2 - ACESSO MÚLTIPLO POR DIVISÃO TEMPORAL (AMDT)

O acesso múltiplo por divisão temporal (AMDT), em comunicações via satélite, é uma técnica na qual várias estações terrestres dividem um transponder comum, transmitindo "surtos de bits" que chegam e passam pelo transponder sequencialmente, sem sobreposição [7]. Cada surto de bits utiliza toda a faixa disponível do transponder durante um certo intervalo de tempo, evitando, assim, os problemas de intermodulação decorrentes da não-linearidade do transponder, quando este amplifica mais de uma portadora simultaneamente.

O transponder nada mais é do que um repetidor ativo que recebe o sinal de uma estação terrena, amplifica-o, translada sua frequência e envia-o de volta para a região coberta pela antena do satélite. Um satélite de comunicações, em geral, possui vários desses transponders.

Um "surto de bits" pode ser definido como um bloco de bits contínuo e de duração finita, contendo informações de controle e dados, transmitido por uma dada estação terrena com uma frequência determinada.

O acesso múltiplo por divisão temporal é um método eficaz para se aumentar significativamente a capacidade do canal do sa

télate e melhorar sua flexibilidade de sistema [7]. Em sistemas AMDT, uma estação terrena atua como referência, transmitindo surtos periódicos sem controle de realimentação. As outras estações que compõem a rede de comunicações, utilizam sincronização com realimentação através do transponder, ou seja, elas obtêm a sincronização através da recepção do surto de bits da estação de referência e da recepção do seu próprio surto de bits transmitido. O conjunto de todos os surtos, um de cada estação terrena, inclusive a de referência, é denominado de quadro. A localização de cada surto dentro do quadro é fixa e previamente estabelecida. Assim, a estrutura de quadro típica de um sistema AMDT pode ser definida como se segue [7]:

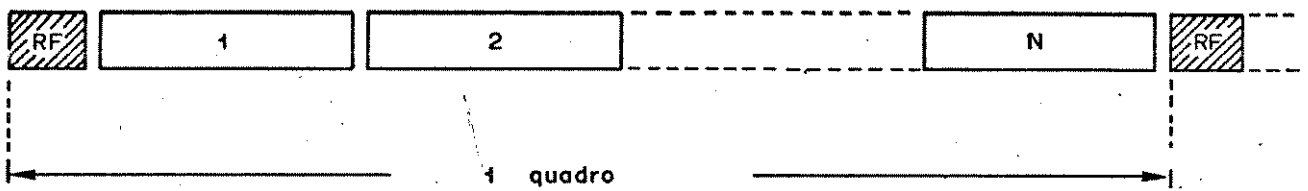


Fig. I.1

onde: RF = surto de bits da estação de referência

1,2,...,N = surtos de bits das estações que transmitem dados

O espaço propositalmente deixado entre cada dois surtos de bits adjacentes é denominado de "tempo de guarda", necessário devido às imperfeições na sincronização. As estratégias de sincronização dos sistemas AMDT são projetadas de forma a manterem os surtos de bits confinados em torno de suas posições nominais dentro do quadro, evitando dessa forma a superposição de surtos vizinhos; daí a necessidade dos tempos de guarda.

O surto de bits da estação de referência (RF) não contém dados, apenas carrega informações de controle para fins de recuperação de portadora e relógio, sincronização da rede e identificação da estação transmissora. A técnica de modulação e demodulação mais comumente utilizada em sistemas AMDT via satélite, é a PSK coerente com quatro fases, conhecida por QPSK, que modula e demodula dois canais de dados paralelos. A estrutura do surto de refe

rência é dada abaixo:



Fig. I.2

onde: CR/BTR = sequência de bits utilizada pelo demodulador PSK em cada receptor, para recobrar a portadora e o relógio digital para a demodulação coerente. Esta sequência é projetada de tal forma que o relógio e a portadora são recobrados simultaneamente.

PU = padrão de sincronismo denominado palavra única, utilizado para estabelecer uma acurada referência temporal na estação terrena.

SIC = sequência de alguns bits utilizada como código para a identificação da estação transmissora de surto.

Os demais surtos de bits que compõem o quadro carregam, além de informações de controle, os dados. A estes surtos de bits denominaremos de "surtos de dados", que contêm um preâmbulo, onde estão todas as informações de controle, e os bits de dados que o seguem. A estação de referência, geralmente, também transmite um surto de dados dentro do quadro. Assim, a estrutura básica de um surto de dados é [7]:

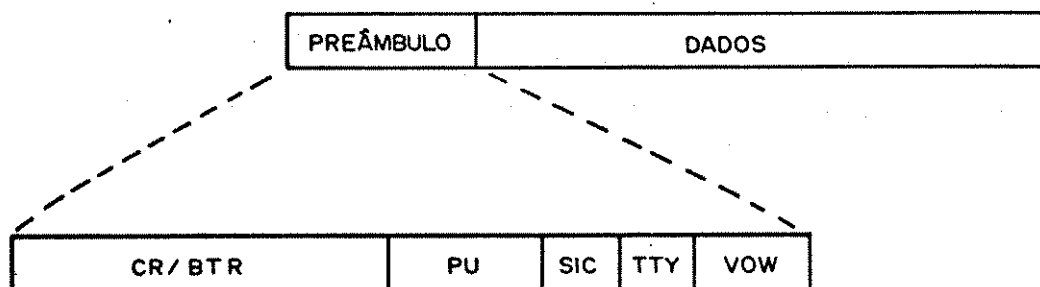


Fig. I.3

Note que a estrutura do preâmbulo possui as mesmas se quências de bits contidas no surto de referência RF e ainda:

TTY : sequência de bits reservada para comunicações por teletipo entre estações que transmitem dados.

VOW : sequência de bits reservada para comunicações por telefones entre as estações que transmitem dados.

Estas duas últimas sequências de bits, TTY e VOW, são u tilizadas para supervisionar o controle das estações que compõem o quadro do sistema AMDT. O preâmbulo serve somente para propósitos de controle interno, não contribuindo para a capacidade de trans missão de informação do sistema. Portanto, deve ser mantido o me nor possível para se obter a máxima eficiência nas comunicações via satélite. A eficiência (η) pode ser definida como a razão entre o número total de bits do quadro que carregam informação pelo número total de bits transmitidos no quadro. Os sistemas AMDT modernos pos suem eficiência superior a 90%.

Obviamente, a sincronização da rede AMDT é necessária, prin cipalmente devido à movimentação do satélite em torno da sua posi ção nominal e aos desvios de frequências dos osciladores locais das estações terrenas.

I.3 - SINCRONIZAÇÃO EM SISTEMAS AMDT

Os satélites geosíncronos estão localizados a uma altitude nominal de aproximadamente 36.000 km e é tipicamente especifica do para permanecer dentro de uma região no espaço limitada por um quadrado com lados de $0,1^\circ$. Por outro lado, a altitude síncrona po de variar tipicamente de $\pm 0,1\%$ devido a elipticidade da órbita. As sim sendo, o satélite pode, então, estar em qualquer lugar no espaço dentro de um volume de 25 km x 25 km x 75 km, cuja diagonal vale 83 km, o que equivale a aproximadamente 500 μ s de variação de atraso no sinal na sua viagem de ida e volta à estação terrena, no pior caso. Como os quadros do AMDT possuem comprimentos da ordem de centenas de micro segundos, a necessidade de sincronização é óbvia [2].

A sincronização em sistemas AMDT é comandada por uma es

tação de referência que fornece a informação temporal para todas as estações, para que estas transmitam os seus surtos de forma a não ocorrer sobreposição quando estes chegam ao transponder. No trabalho desenvolvido por Nuspl e outros [2], eles classificam e descrevem as várias classes e algumas sub-classes de métodos de sincronização em sistemas AMDT. O método de sincronização onde uma única estação atua como referência, transmitindo o surto RF periodicamente a través do transponder para as demais estações, é denominado "Surto de Referência + Método de Alocação Própria". Este surto RF é utilizado para a sincronização do sistema [2].

O estudo da sincronização em sistemas AMDT pode ser dividido basicamente em:

- Sincronização de quadro;
- Aquisição da respectiva janela temporal no quadro, por uma estação terrena;
- Sincronização do surto de dados, ou seja, sincronização de sua posição nominal no quadro dentro de uma tolerância aceitável;
- Sincronização do sistema AMDT com a rede digital terrestre, que pode ser feita através do processo de justificação de bits.

Neste trabalho, vamos estudar apenas os problemas relacionados com a Sincronização de Quadro, apresentando algoritmos e comparando seus desempenhos com relação a parâmetros estatísticos importantes.

I.4 - SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO

Conforme já vimos, os surtos das diversas estações de um sistema AMDT devem ser colocados sequencialmente em um quadro, sem que ocorra sobreposição no instante em que estes atinjam o transponder. Por outro lado, uma dada estação terrena deve ser capaz de identificar os surtos recebidos e de determinar com precisão o início dos dados contidos em cada um deles. Para este fim, é colocado em cada surto um grupo de bits pré-selecionados, denominado de Palavra

Única (PU). Esta PU é também utilizada pela estação terrena para o correto posicionamento de seu surto transmitido, operação esta realizada pelo Sincronizador de Surto por meio de um controle de malha fechada através do transponder. Obviamente, todas estas operações de sincronização só serão possíveis na presença de uma sincronização de quadro comandada pela estação de referência.

O Sincronizador de Quadro de uma estação terrena tem por função identificar os surtos RF periodicamente transmitidos pela estação de controle e manter uma referência síncrona com estes surtos, apesar de eventuais perdas de detecção dos surtos RF provocados por erros de transmissão.

O problema de sincronização de quadro pode ser dividido em três partes mais ou menos distintas:

- Aquisição inicial do sincronismo de quadro - processo pelo qual uma dada estação terrena inicialmente fora de operação, adquire a sincronização de quadro através da recepção da PU de referência.
- Retenção do sincronismo de quadro - processo utilizado para que o sistema mantenha a sincronização de quadro mesmo na eventual perda de detecção de algumas PU's.
- Detecção de perda de sincronismo - processo pelo qual o sistema define o instante em que a PU não é mais detectada com frequência satisfatória e o sincronizador declara a perda do sincronismo.

Os problemas acima descritos são as bases de quase todo nosso estudo daqui para frente, pois um bom sistema de sincronização de quadro deve ter [11]:

- rápida aquisição inicial de sincronismo;
- rápida detecção de perda de sincronismo;
- rápida recuperação da sincronização;
- grande capacidade de retenção de sincronismo;
- confiabilidade na indicação de que o sistema se encontra em sincronismo;
- simplicidade do algoritmo de sincronização.

Mostraremos que existem complicados compromissos para a

obtenção de um sincronizador de quadro que satisfaça todos estes atributos, que devem ser explorados durante a fase de projeto.

I.5 - DESCRIÇÃO GERAL DOS ALGORÍTMOS DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO

Todos os algoritmos que serão apresentados neste trabalho, geralmente, podem ser colocados sob uma forma padrão, como se segue:

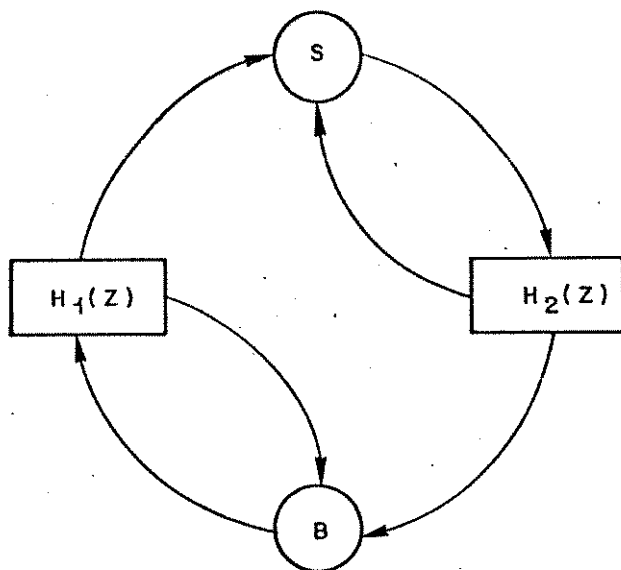


Fig. I.4

Neste diagrama padrão, o estado S é definido como o estado normal de operação do sincronizador, onde a PU é corretamente detectada. O estado B é o estado fora-de-sincronismo ou de busca, onde o sincronizador perde as condições normais de sincronismo e inicia a procura bit-a-bit da PU.

A transição do estado S para B é representado pela função de transferência genérica $H_2(z)$, que define um diagrama de transição qualquer, ou uma Cadeia de Markov [9], que liga estes dois estados. Similarmente, a função de transferência genérica $H_1(z)$ conecta o estado B ao S.

Se a função geradora de probabilidades de transições, $H_2(Z)$, for expandida em série de potências de Z , o coeficiente $p(n)$ de Z^n será igual à probabilidade do sistema deslocar-se do estado S para B em exatamente n passos, ou no nosso caso, n bits. Similarmente, para $H_1(Z)$ conectando B a S . Dependendo dos diagramas de estados escolhidos, as funções de transferências $H_2(Z)$ e $H_1(Z)$ podem ser calculadas com relativa facilidade, utilizando técnicas de redução de fluxogramas [9].

O desempenho dos algoritmos implícitos no diagrama geral pode ser avaliado através dos seguintes parâmetros estatísticos:

\bar{t}_r : tempo médio de retenção de sincronismo, isto é, tempo médio entre a aquisição e a perda da sincronização devido à taxa de erro de bit.

\bar{t}_d : tempo médio de detecção da perda do sincronismo.

\bar{t}_s : tempo médio de recuperação do sincronismo de quadro.

Um bom sincronizador de quadro deve ter o seu tempo médio de retenção muito grande (em geral da ordem de dezenas de anos, se possível, séculos), enquanto deve manter o tempo médio de detecção e o tempo médio de recuperação o menor possível (da ordem de alguns quadros). Uma constatação importante, que poderá ser facilmente verificada mais tarde, é de que o \bar{t}_r e o \bar{t}_d são independentes de \bar{t}_s , mas \bar{t}_s depende de \bar{t}_d , enquanto que \bar{t}_d e \bar{t}_r são conflitantes.

Não é óbvia a existência de um algoritmo único que nos forneça uma estratégia de sincronismo de quadro ótima, pois toda estratégia depende dos seguintes parâmetros de projeto:

- comprimento da palavra única (geralmente dado em bits);
- limiar (ou limiares) de decisão do correlador que testa a PU;
- tamanho do quadro, ou período do quadro;
- taxa de transmissão de bits;
- taxa de erro de bits;
- algoritmos representados pelas funções de transferências $H_1(Z)$ e $H_2(Z)$.

Os tempos médios, anteriormente descritos, são produtos di

retos destes parâmetros. Para todas as estratégias que serão analisadas neste trabalho, tentaremos obter expressões analíticas compactas e gerais para \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s . Estas expressões poderão ser importantes ferramentas para o projeto de um sincronizador de quadro eficiente.

Um outro fator importante que deve ser considerado é o inevitável tremor (jitter) de fase presente na recuperação da palavra de sincronismo (PU). Os fenômenos que provocam este tremor serão estudados detalhadamente no Capítulo VII.

É importante ressaltar que, embora os algoritmos que serão apresentados estejam voltados para sistemas AMDT, eles também podem ser aplicados a sistemas PCM/TDM, levando-se em consideração que, nestes sistemas, o sincronizador conhece com exatidão o período do quadro.

CAPÍTULO II

ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO

TIPO I

II.1 - INTRODUÇÃO

Neste capítulo descreveremos uma estratégia de sincronização de quadro que denominaremos de Tipo I. Esta estratégia, como as demais, será colocada sob uma forma esquemática simples, descrita por algoritmos que facilitarão a obtenção dos parâmetros estatísticos \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s , já definidos anteriormente. Antes de iniciarmos a descrição da estratégia de sincronização aqui abordada, temos que fazer algumas considerações e hipóteses importantes, necessárias para estruturar de modo confiável os algoritmos para sistemas de acesso múltiplo por divisão temporal. Estas considerações também serão adotadas nas demais estratégias.

Tendo em vista que a modulação e demodulação utilizada em AMDT é digital (geralmente QPSK) e supondo que o canal de transmissão não possui memória, trabalharemos com o canal binário simétrico (CBS) com uma taxa de erro de bit igual a P_e . O CBS pode ser modelado como se segue:

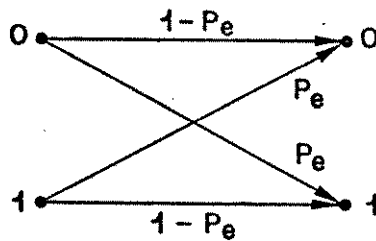


Fig. II.1

Dado que todas as estratégias de sincronização de quadro existentes são baseadas na detecção da PU do surto de referência RF, as estações terrenas devem possuir um detector de PU eficiente. O detector de PU é, geralmente, implementado utilizando-se um correlador digital e um circuito com limiar de decisão, como mostrado na Fig.II.2.

Os bits detectados entram em série no "shift-register" e, a cada pulso de relógio, os dados nele contidos são comparados com uma réplica da PU armazenada. As coincidências são algebricamente somadas e comparadas com um limiar de decisão. A PU é declarada recebida se a somatória não ultrapassar o limiar de referência [4].

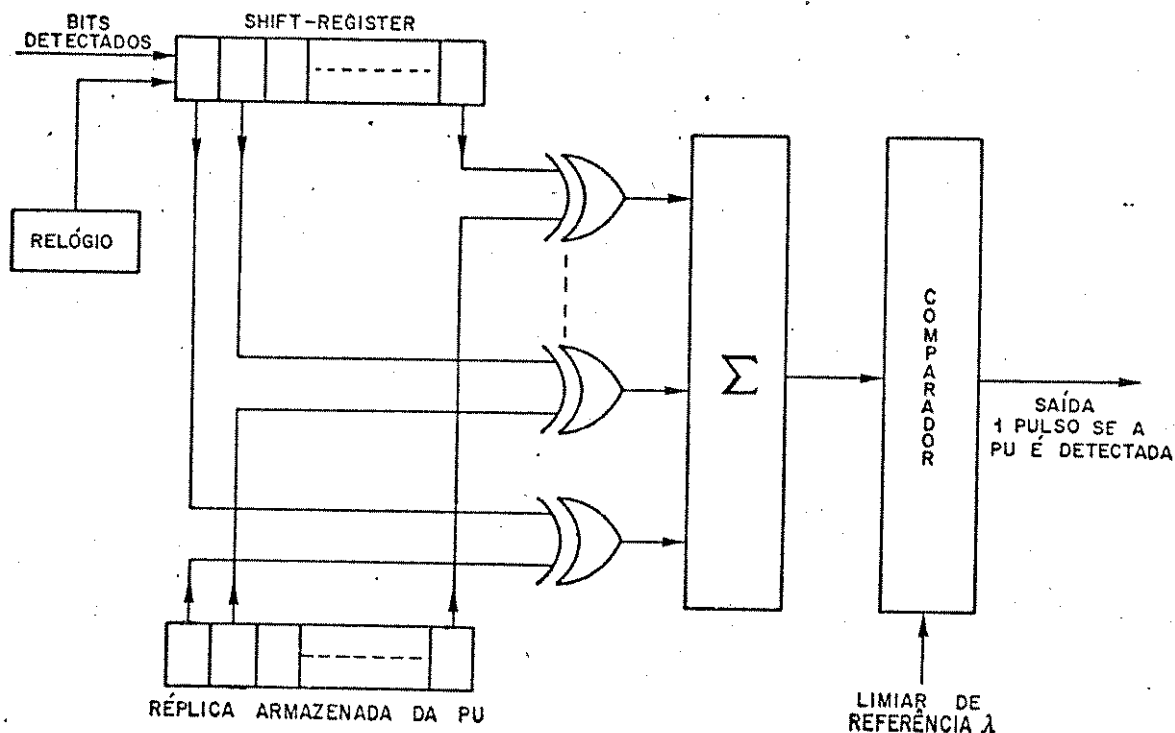


Fig. II.2

No sistema de detecção acima descrito, existem duas maneiras de se cometer erro: não detectar a PU verdadeira quando ela está presente no "shift-register" ou falha na rejeição de uma falsa PU. A esses dois eventos são associadas a probabilidade de perda de detecção P_m e a probabilidade de falsa detecção P_F , respectivamente [1].

Em geral, a PU do surto de referência é diferente das PU's contidas no surtos de dados, o que elimina a necessidade da sequência de bits reservada ao SIC no surto RF. A fim de simplificar o tratamento analítico, faremos uma aproximação para o surto de referência RF, qual seja, a sequência de bits destinada ao CR/BTR, que é um padrão fixo e constante, será considerada, para efeito de cálculos, como sendo dados aleatórios. Assim, a estrutura de quadro apresentada anteriormente no item I.2, ficará simplificada para um bloco contendo D bits de dados aleatórios, precedido por uma sequência de sincronismo, que é a PU do surto RF, de comprimento igual a M bits. Assim, a estrutura de quadro se reduz ao que é mostrado na Fig. II.3.

A partir daqui, toda vez que nos referirmos à PU, estará implícito que se trata da PU do surto de referência, que inicia o quadro. A PU de referência deve possuir algumas características próprias, tais como: uma boa função de auto-correlação e uma baixa

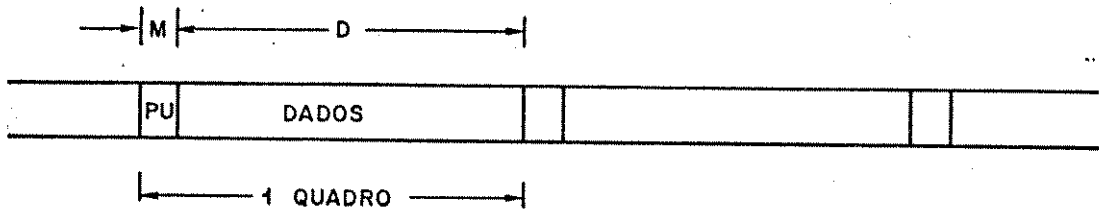


Fig. II.3

correlação cruzada com as PU's dos surtos de dados e com a sequên-
cia CR/BTR. Devido a essa baixa correlação cruzada, a probabili-
dade de falsa detecção P_F na região do CR/BTR, dentro do surto de
referência, apresenta um valor menor que quando calculada sobre os
dados. Quando apenas parte da PU se encontra dentro do correlador,
a correlação cruzada também é baixa, acarretando uma P_F também me-
nor que a calculada sobre os dados. Desta maneira, assumiremos que
a P_F para todo o quadro será igual à calculada sobre os dados, me-
nos, é claro, para o caso em que a PU está totalmente contida no
correlador [1],[8]. Assim sendo, teremos:

$$P_F = \frac{1}{2^M} \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} \quad (II.1)$$

onde λ é a tolerância de erros de bits permitida pelo detector de
PU. Desta forma, todos os cálculos feitos utilizando a estrutura
de quadro simplificada serão conservadores.

A probabilidade P_d de detecção da PU em sua correta posi-
ção dentro do quadro, supondo uma tolerância de até λ erros de
bits, será dada por:

$$P_d = \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} P_e^i (1 - P_e)^{M-i} \quad (II.2)$$

onde P_e é a probabilidade de erro de bit. Portanto, a probabili-
dade de perda de detecção P_m será dada por:

$$P_m = 1 - P_d = \sum_{i=\lambda+1}^M \binom{M}{i} P_e^i (1 - P_e)^{M-i} \quad (II.3)$$

Outra hipótese simplificadora, que vamos assumir, é que o

quadro possui um comprimento fixo e igual a $q = M+D$ bits, o que equivale a desprezarmos os tempos de guarda e os efeitos que causam variações na frequência de quadro. Assim, quando o sistema estiver em sincronismo, poderemos prever com certa precisão os instantes de ocorrência das PU's dos quadros seguintes, o que nos permitirá a utilização da técnica de abertura de janela temporal, a ser apresentada no Capítulo VII, com o objetivo de minimizar a probabilidade de falsa detecção da PU.

Seja

$$r(t) = r_t r_{t+1} r_{t+2} \dots r_{t+M-1}$$

a sequência de M bits armazenada no detector de PU da Fig. II.2, no instante t , e seja

$$PU = p_1 p_2 p_3 \dots p_M$$

a réplica da PU armazenada no detector. A distância de Hamming, $H(r(t), PU)$, entre a sequência $r(t)$ e a PU, é definida como sendo o número total de posições (bits) onde não ocorrem coincidências entre elas. Esta notação facilitará a exposição nos capítulos seguintes, pois a detecção da PU corresponde a uma distância de Hamming menor ou igual a λ .

As estratégias de sincronização a serem abordadas neste trabalho, podem ser visualizadas como sistemas lineares invariantes no tempo, o que nos permitirá a sua representação como cadeias de Markov. Assim sendo, a utilização de técnicas de redução de fluxograma nos fornecerá os parâmetros estatísticos \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s . Os processos de Markov com um número finito ou contável de estados, juntamente com as técnicas de redução de fluxograma [vide Apêndice I], facilitam a obtenção das funções de transferências dos algoritmos. Nos processos de Markov, os nós do fluxograma representam os estados, enquanto que as transições entre estados são indicadas por ramos direcionais. As probabilidades de transição multiplicadas pelo respectivo operador atraso Z , são colocadas sobre os ramos. O operador Z indica que o sinal que passa pelo ramo é atrasado de um tempo igual ao valor de seu expoente. Para o nosso caso, a unidade de tempo utilizada é "bits".

II.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO I

Baseado nas hipóteses anteriores, podemos iniciar os estudos sobre as estratégias de sincronização. Apresentaremos aqui duas maneiras de se representar a estratégia do Tipo I; a primeira de uma forma esquemática, seguindo o modelo dado no capítulo anterior, a outra através de algoritmos, de modo a facilitar a programação e simulação desta técnica de sincronização de quadro.

Supondo, inicialmente, que o sistema se encontra em sincronismo de quadro, representado pelo estado S no diagrama padrão, então a cada período de quadro, a PU é testada; se esta é detectada corretamente, o sistema permanece em S, caso contrário, ele se desloca para o estado denominado Prê-alarme-1 (PA_1). Se o sistema se encontra no PA_1 , este espera um período de quadro e testa a PU; detectando-a, o sistema retorna ao estado S, senão ocorre o deslocamento para o estado de Prê-alarme seguinte (PA_2). Assim sucessivamente, até atingir o estado PA_K , onde o sistema espera um período de quadro e realiza o teste da PU; estando ela presente, o sistema volta para S, caso contrário, o sistema entra no estado de busca livre B.

No estado B, o sistema inicia a busca da PU bit-a-bit até detectar a legítima ou uma falsa PU, se deslocando em seguida para o estado denominado confirmatório C_1 , onde o sistema espera um período de quadro e testa a PU; detectando-a, ocorre o deslocamento para o estado confirmatório C_2 , caso contrário, há o retorno para B. Assim sucessivamente, até alcançar o estado C_N , onde o sistema espera um período de quadro e realiza o teste de PU; se ela estiver presente, o sistema entra no estado S, senão retorna ao estado B.

II.2.1 - Representação Esquemática

A estratégia de sincronização descrita acima, pode ser colocada na forma do diagrama padrão, onde cada círculo representa um estado e cada ramo direcional indica uma transição entre dois estados. A cada ramo associamos uma probabilidade "A" de detecção da PU verdadeira ou imitação, dependendo de qual parâmetro \bar{t}_r , \bar{t}_d ou

\bar{t}_s estamos interessados em calcular, ou a probabilidade "E" de não detecção da PU igual a $(1-A)$. Cada probabilidade aparece no diagrama multiplicada pelo seu respectivo operador atraso. Assim, a representação esquemática da estratégia do Tipo I será:

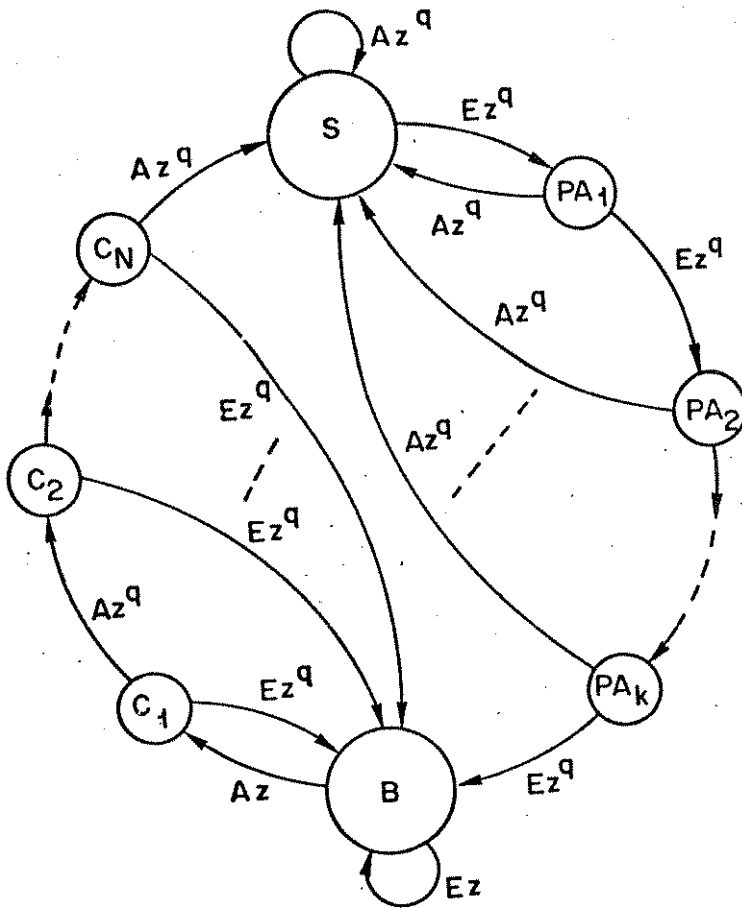


Fig. II.4

onde: $q = M+D =$ tamanho do quadro em bits

$Z =$ operador atraso, cujo expoente fornece o atraso total na transição

Observe que, na realidade, a transição entre dois estados quaisquer é instantânea e o tempo despendido para uma decisão de mudança de estado é totalmente consumido no próprio estado. O deslocamento desses tempos para os ramos que saem de cada estado torna o diagrama mais elucidativo, não ocasionando alterações na filosofia da estratégia.

II.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos

Para efeito de análise, pode-se dividir a estratégia de sincronização de quadro em duas partes básicas:

- a primeira é composta pela secção da estratégia que vai do estado de busca B, incluindo seu ramo de realimentação, até o estado de sincronismo S, podendo ser representada pelo seguinte Algoritmo de Aquisição de Sincronismo de Quadro:

- a) $t \leftarrow 1$
- b) se $H(r(t), PU) \leq \lambda$, vá para d)
- c) $t \leftarrow t + 1$, retorne a b)
- d) $n \leftarrow 1$, $t \leftarrow t + M + D$
- e) se $H(r(t), PU) > \lambda$, faça $t \leftarrow t + 1$, retorne a b)
- f) $n \leftarrow n + 1$, $t \leftarrow t + M + D$
- g) se $(n \leq N)$, retorne a e)
- h) saída: "PU encontrada no tempo t, sistema em sincronismo de quadro"

onde "n" é o contador de estados confirmatórios C_n , "t" um contador de bits que no final do processo de aquisição fornece o tempo despendido em bits para a obtenção do sincronismo e "N" é o número total de estados confirmatórios. O item h) do algoritmo de aquisição representa a entrada do sistema no estado S, correspondendo à sincronização de quadro. Os itens b) e c) representam o estado B com sua realimentação própria, onde o sistema procura a PU bit-a-bit.

- a segunda parte da estratégia representa a secção que inicia-se no estado S, com sua realimentação própria, e termina no estado B, sendo representada pelo seguinte Algoritmo de Verificação de Sincronismo de Quadro:

- a) $m \leftarrow 0$, $\tau \leftarrow 0$
- b) $\tau \leftarrow \tau + M + D$
- c) se $H(r(\tau), PU) \leq \lambda$, retorne a a)

- d) $m \leftarrow m + 1$, $\tau \leftarrow \tau + M + D$
- e) se $(m < K)$, retorne a c)
- f) declara a perda do sincronismo e inicia o algoritmo de aquisição de sincronismo de quadro

onde "m" é o contador de estados de pré-alarme PA_m , "τ" um contador de bits utilizado para mostrar como variam os tempos de transições no algoritmo e incrementar o $r(\tau)$ para teste e "K" é o número total de estados de pré-alarme. Note que os itens a), b) e c) representam o estado S com sua realimentação própria, enquanto o item f) indica a entrada do sistema no estado B.

Definida a estratégia do Tipo I, podemos iniciar os cálculos dos parâmetros estatísticos \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s que a caracterizarão de uma forma quantitativa genérica.

II.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio de retenção \bar{t}_r é definido como o tempo médio entre a obtenção e a perda de sincronismo de quadro. Em outras palavras, é o tempo médio para o sistema atingir o estado B, dado que ele entrou no estado S em sincronização. Na terminologia de sistemas lineares, o que desejamos é a resposta no estado B a um impulso unitário, aplicado ao estado S, quando o sistema está em repouso [9]. Esta resposta ao impulso unitário define a função de transferência $P(Z)$ do fluxograma dado pelo algoritmo de verificação de sincronismo de quadro. Da função de transferência $P(Z)$, podemos obter o \bar{t}_r com relativa facilidade. Assim, colocando o algoritmo de verificação de sincronismo sob a forma de fluxograma, obtemos a Fig. II.5.

A expressão de $P(Z)$ pode ser obtida através das técnicas de redução de fluxograma, eliminando um a um os nós (estados) intermediários até que esta surja sobre o último ramo restante. As regras para a redução de fluxograma, bem como um exemplo do cálculo de função de transferência de uma cadeia de Markov, encontram-se no Apêndice I. Executando o procedimento acima descrito, obtemos a seguinte função de transferência:

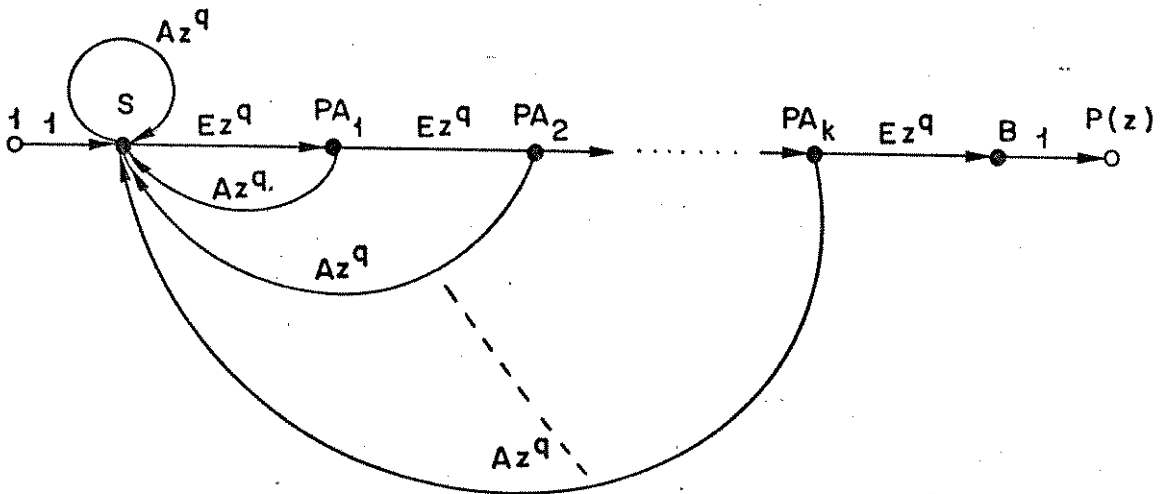


Fig. II.5

$$P(Z) = \frac{E^{K+1} \cdot Z^{(K+1)q}}{1 - A \cdot \sum_{i=0}^K E^i \cdot Z^{(i+1)q}} \quad (II.4)$$

Note que a expressão de $P(Z)$ é geral para quaisquer valores assumidos para as probabilidades A e E , desde que $E = 1 - A$, e que $P(Z)$ engloba a função de transferência $H_1(Z)$ do diagrama padrão da Fig. I.4.

A probabilidade do sistema deixar o estado S e alcançar o estado B em n passos, pode ser calculada a partir de $P(Z)$, pois esta função de transferência pode ser colocada em termos de uma série de potências em Z , expressa por:

$$P(Z) = \sum_{n=0}^{\infty} p(n) \cdot Z^n \quad (II.5)$$

onde $p(n)$ é a probabilidade do sistema sair de S e chegar em B em n passos. Então, fazendo $Z = 1$ na expressão (II.5), obtemos:

$$P(1) = \sum_{n=0}^{\infty} p(n) = \frac{E^{K+1}}{1 - A \cdot \sum_{i=0}^K E^i} = 1 \quad (II.6)$$

pois,

$$\sum_{i=0}^K E^i = \frac{1 - E^{K+1}}{1 - E} = \frac{1 - E^{K+1}}{A} \quad E < 1 \quad \text{(II.7)}$$

Portanto, a probabilidade do sistema sair do estado S e chegar no B é igual a 1. Isto significa que, não se levando em conta o tempo gasto para tal evento, o sistema sempre alcançará o estado B, salvo quando A = 1, onde ele ficará eternamente em S. Assim, se o sistema se encontra em sincronismo, o que desejamos é a manutenção deste o maior tempo possível, já que a perda de sincronismo é um evento certo para sistemas reais.

O tempo médio de retenção \bar{t}_r também pode ser calculado a partir de P(Z), tomando-a como série de potências de Z e achando sua derivada em Z para Z = 1 (Apêndice I). Logo, o \bar{t}_r calculado a partir da expressão compacta de P(Z) é dado por:

$$\bar{t}_r = \left. \frac{d P(Z)}{dZ} \right|_{Z=1} \quad \text{(II.8)}$$

Substituindo P(Z) pela expressão (II.4), temos:

$$\bar{t}_r = \frac{d}{dZ} \left[\frac{E^{K+1} \cdot Z^{(K+1)q}}{1 - A \cdot \sum_{i=0}^K E^i \cdot Z^{(i+1)q}} \right]_{Z=1} \quad \text{(II.9)}$$

Calculando esta expressão e normalizando-a em quadros, obtemos:

$$\bar{t}_r = K + 1 + \frac{A}{E^{K+1}} \sum_{i=0}^K (i+1) E^i \quad \text{[quadros]} \quad \text{(II.10)}$$

Até este ponto, ainda não definimos as probabilidades A e E para o cálculo de \bar{t}_r . A própria definição de \bar{t}_r pressupõe que o sistema está em sincronismo, portanto o que influencia a não detecção de uma PU é a taxa de erro de bit do canal P_e , a tolerância λ de erros de bits no correlador e o tamanho da palavra única. Assim, concluímos que a probabilidade A de detecção da PU é igual a P_d e a probabilidade E de não detecção da PU é a probabilidade

$P_m = 1 - P_d$, ambas já definidas anteriormente. Substituindo, finalmente, estes valores na expressão de \bar{t}_r , temos:

$$\bar{t}_r = K + 1 + \frac{P_d}{P_m^{K+1}} \cdot \sum_{i=0}^K (i+1) P_m^i \quad [\text{quadros}] \quad (\text{II.11})$$

II.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DO SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_d de detecção da perda de sincronismo é definido como o tempo médio para o sistema ir do estado S ao estado de busca livre B, estando fora de sincronização. Portanto, estamos interessados na função de transferência do algoritmo de verificação de sincronismo de quadro, função esta idêntica a dada genericamente pela expressão (II.4). Assim, a expressão para \bar{t}_d , segundo procedimento análogo ao cálculo de \bar{t}_r , é dada por:

$$\bar{t}_d = K + 1 + \frac{A}{E^{K+1}} \cdot \sum_{i=0}^K (i+1) E^i \quad [\text{quadros}] \quad (\text{II.12})$$

A diferença básica da expressão acima com relação a dada pela eq. (II.10) está na definição das probabilidades A e E. Como, neste caso, o sistema se encontra fora de sincronismo, toda vez que a PU é testada a cada período de quadro, a sequência $r(t)$ armazenada no correlador, neste instante de teste, é composta por bits somente da região compreendida pelos dados do quadro ou pela justaposição de bits da PU com bits de dados, mas nunca só de bits da PU. Portanto, se detectarmos uma PU em algum dos estados do algoritmo, S ou PA_m , esta PU será uma imitação da verdadeira. Assim, assumindo as aproximações feitas no item II.1, podemos definir a probabilidade A de detecção da PU como sendo a probabilidade P_F de falsa detecção. Em consequência, a probabilidade E de não detecção da PU será $(1 - P_F)$. Substituindo estas probabilidades na expressão (II.12), obtemos:

$$\bar{t}_d = K + 1 + \frac{P_F}{(1 - P_F)^{K+1}} \cdot \sum_{i=0}^K (i+1) (1 - P_F)^i \quad [\text{quadros}] \quad (\text{II.13})$$

Note que, se o sistema encontra-se fora de sincronismo, o que desejamos é que ele alcance o estado B para iniciar a busca livre da PU, o mais breve possível. Em outras palavras, o sistema deve possuir o menor valor possível para \bar{t}_d , porém compatível com os demais parâmetros. Entretanto, reduzir o valor de \bar{t}_d significa também reduzir o valor de \bar{t}_r , pois estes dois parâmetros provêm da mesma expressão algébrica a menos das probabilidades. Portanto, \bar{t}_d e \bar{t}_r são conflitantes, devendo-se no projeto do sincronizador de quadro obter o melhor compromisso entre esses tempos médios.

II.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_s de recuperação de sincronismo de quadro é definido como o tempo médio para o sistema sair do estado de busca livre B e alcançar o estado S em sincronização. Analisando o estado B, que é um ponto crítico para o cálculo de \bar{t}_s , observa-se que existem duas possibilidades para a detecção de uma PU; encontrar a PU verdadeira ou uma falsa, com probabilidades P_d e P_f , respectivamente. No ramo de realimentação própria do estado B existem também duas possibilidades de não se detectar a PU; não detectar a PU verdadeira e não detectar uma falsa PU, eventos esses que possuem probabilidades, $P_m = 1 - P_d$ e $(1 - P_f)$, respectivamente. Isto nos leva a um desmembramento da representação esquemática da estratégia de sincronismo anteriormente apresentada. Este desmembramento é feito através da utilização do conceito de diagrama "fantasma", apresentado por Kubota e Waldman [10]. Esta técnica consiste em dividir o diagrama em duas partes conectadas pelo estado B, uma delas é denominada diagrama real, onde o sistema entra sempre que encontra a PU verdadeira, sendo que a outra é o diagrama "fantasma" propriamente dito, onde o sistema entra a cada falsa PU detectada.

Assim, o diagrama esquemático para a obtenção de \bar{t}_s fica representado como se vê na Fig. II.6.

Os estados contidos no diagrama fantasma são caracterizados por um "." à direita da representação dos estados correspondentes no diagrama real. Com a finalidade de simplificação de no

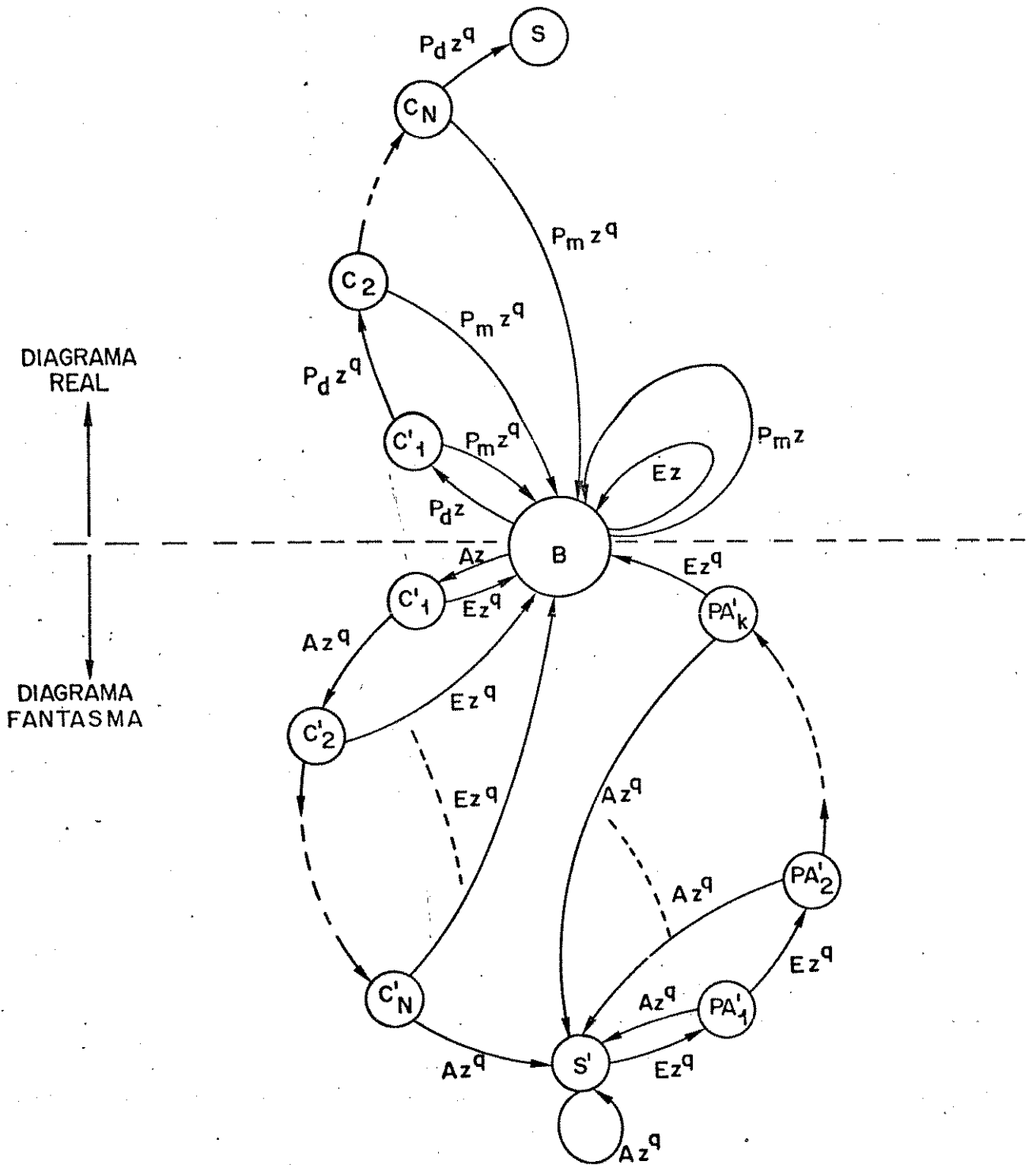


Fig. II.6

tação nos fluxogramas e nos cálculos das expressões intermediárias para se obter o \bar{t}_s , utilizamos a probabilidade A para representar P_F e a probabilidade E para a representação de $(1 - P_F)$. Observando a Fig. II.6 fica evidente que, para o cálculo de \bar{t}_s , estamos utilizando o algoritmo de aquisição e o algoritmo de verificação de sincronismo de quadro simultaneamente.

Pode-se mostrar [8] que a probabilidade do sistema entrar no diagrama fantasma varia com o tempo, o que torna o diagrama representado pela Fig. II.6 um sistema variante no tempo. Por outro lado, pode-se mostrar também [8] que para valores de PU suficientemente grandes (> 10 bits) e para $\lambda = 0$ a expressão de P_F é uma boa aproximação para o valor exato (variante no tempo). Portanto, neste trabalho, assumiremos um valor constante e igual a P_F , dado pela eq. (II.1), a probabilidade em questão. Com isso, podemos modelar o diagrama da Fig. II.6 como um processo de Markov.

Quando o sistema entra aleatoriamente no estado B, o correlador pode estar sobre qualquer uma das "q" possíveis posições dentro do quadro, logo para o cálculo de \bar{t}_s devemos utilizar um fluxograma com "q" entradas e uma saída. Mas cada entrada é um evento exclusivo, ou seja, quando uma ocorre, as outras (q-1) entradas não ocorrem. Assim, a probabilidade do sistema iniciar a busca livre em qualquer uma das "q" possíveis posições no quadro vale $1/q$. O pior caso para a recuperação do sincronismo de quadro ocorre quando a primeira comparação da sequência $r(t)$, contida no correlador com a réplica da PU, acontece um bit após a posição da PU dentro do quadro. Pela convenção adotada, o sistema entra no estado B, sofre um deslocamento de um bit e aí então é que a sequência $r(t)$ do correlador é comparada pela primeira vez com a réplica da PU armazenada. Portanto, o pior caso ocorre quando o sistema entra em B em sincronismo.

Para facilitar o entendimento e seguir uma sequência lógica de raciocínio, calcularemos o \bar{t}_s , primeiramente, supondo $P_d = 1$ e excluindo os estados confirmatórios C_n ($n=1, 2, \dots, N$) da parte real do diagrama esquemático, particularizando em seguida o resultado para o pior caso. Finalmente, calcularemos o \bar{t}_s para $P_d < 1$, incluindo os estados confirmatórios C_n da parte real, no pior caso.

Devido à complexidade dos cálculos referentes ao diagrama

ma completo com todas as "q" entradas possíveis e $P_d < 1$, não calcularemos o $\bar{\tau}_s$ para este caso, já que o tempo médio de recuperação de sincronismo calculado para o pior caso é conservativo e mais fácil de ser obtido.

II.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$

No cálculo do tempo médio $\bar{\tau}_{s1}$ de recuperação de sincronismo de quadro, para $P_d = 1$, vamos supor que a sincronização será efetivamente obtida quando a PU verdadeira estiver contida no correlador. Neste instante, o sistema sairá de B e percorrerá o trajeto $C_1 \rightarrow C_2 \rightarrow C_3 \rightarrow \dots \rightarrow C_N \rightarrow S$ com probabilidade igual a 1, já que $P_d = 1$ neste caso. Assim, nestas condições, o estado C_1 será efetivamente o estado de sincronismo, que aqui designaremos de $S^* (=C_1)$. O diagrama, assumindo essas considerações, será:

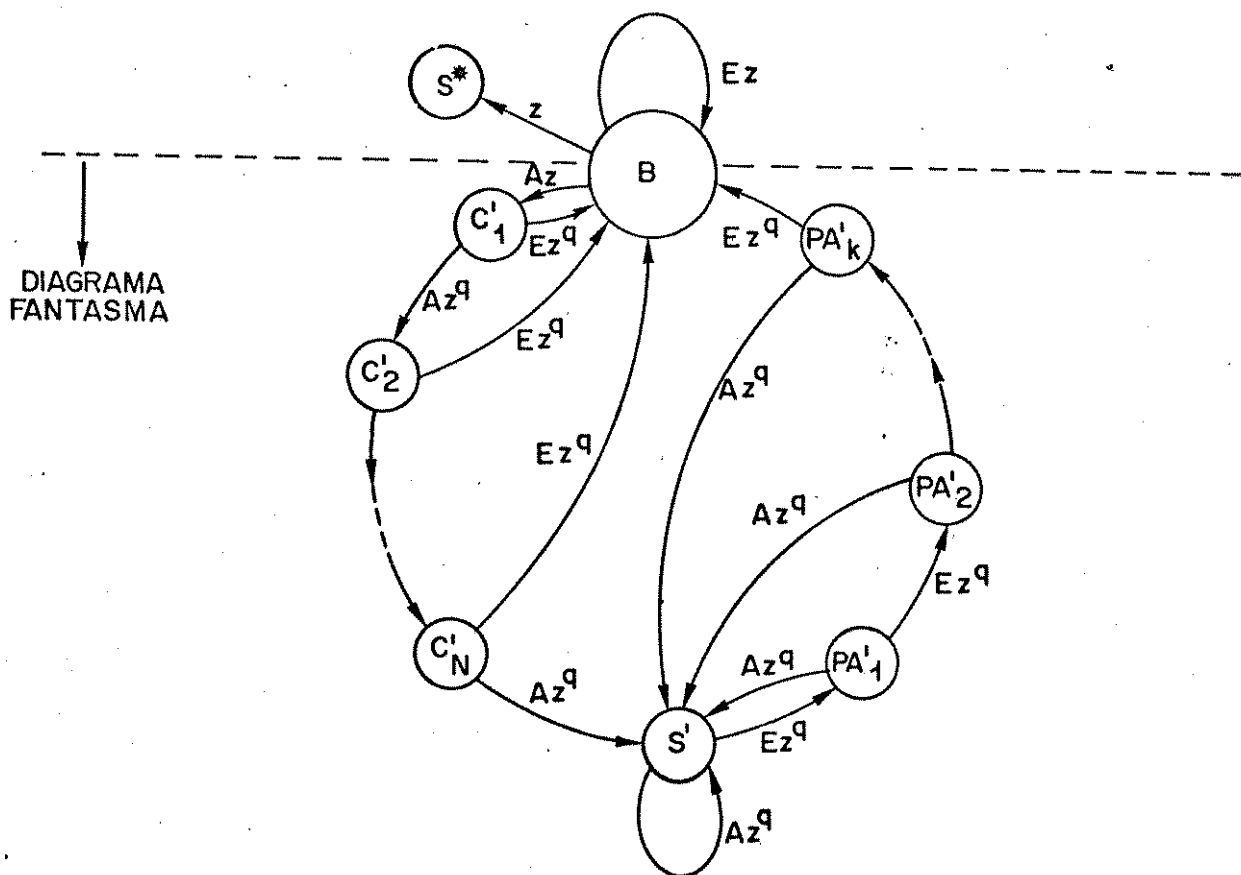


Fig. II.7

A função de transferência $H(Z)$, relativa à parte representada pelo diagrama "fantasma", pode ser facilmente obtida através das técnicas já mencionadas e de um pequeno artifício de dobramento do estado B em dois estados auxiliares, B_1 e B_2 . A seção do diagrama da Fig. II.7 compreendida entre o estado S' , incluindo seu ramo de realimentação própria AZ^q , e o estado B, representa o algoritmo de verificação de sincronismo, cuja função de transferência $P(Z)$ que o define já foi calculada na eq. (II.4) para valores genéricos de A e E. Assim, esta parte do diagrama pode ser representada por um único ramo entre S' e B. Então, o fluxograma para o cálculo de $H(Z)$ será:

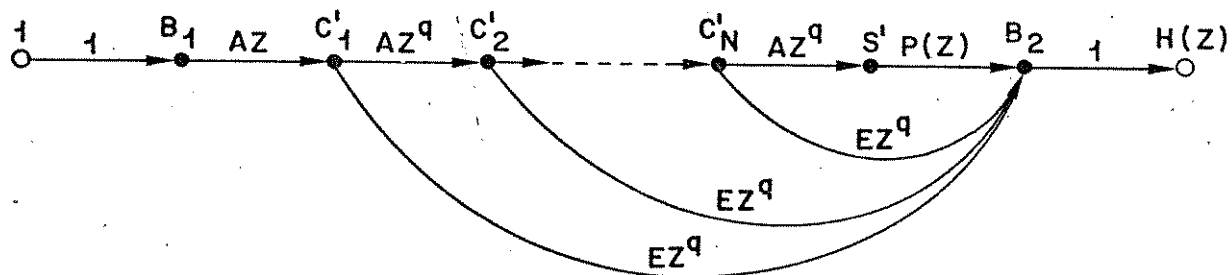


Fig. II.8

A função de transferência $H(Z)$ é obtida eliminando-se os nós intermediários entre B_1 e B_2 , até que só reste um único ramo ligando estes estados auxiliares. A expressão resultante sobre este ramo é a própria $H(Z)$, dada por:

$$H(Z) = A^{N+1} \cdot P(Z) \cdot Z^{Nq+1} + E \cdot \sum_{i=1}^N A^i \cdot Z^{iq+1} \quad (II.14)$$

onde

$$P(Z) = \frac{E^{K+1} \cdot Z^{(K+1)q}}{1 - A \sum_{i=0}^K E^i \cdot Z^{(i+1)q}}$$

O diagrama "fantasma", então, pode ser reduzido para ape

nas um ramo de realimentação em B, definido por H(Z). Assim, a representação do diagrama da Fig. II.7 se resume a:

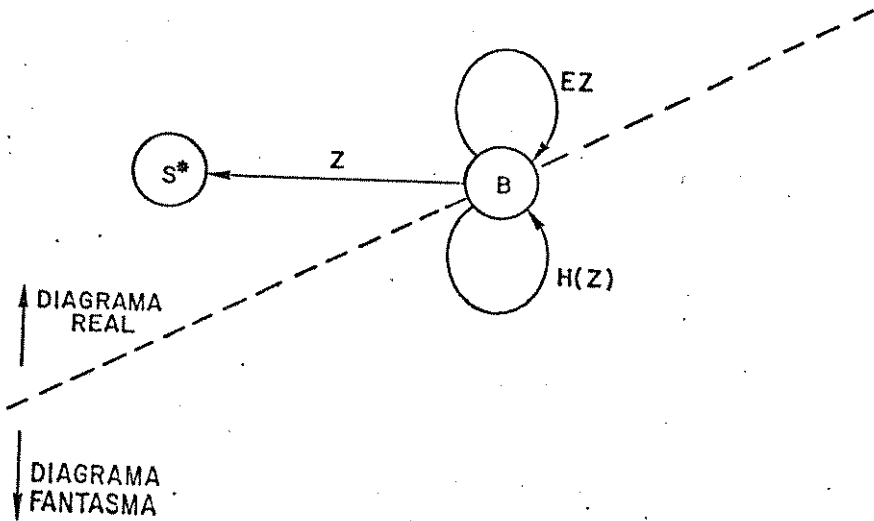


Fig. II.9

O diagrama acima representado apresenta algumas particu-
laridades que impedem de colocá-lo sob a forma de uma cadeia de
Markov diretamente. É importante salientar que o sistema, ao che-
gar no estado de busca B, poderá passar pelo ramo EZ no máximo
(q-1) vezes, ou passar pelo ramo H(Z), que representa o diagrama
fantasma, no máximo igual número de vezes, ou ainda passar por
qualquer combinação entre o ramo EZ e o ramo H(Z), desde que a so-
ma destas passagens não ultrapasse (q-1) vezes. O sistema possui
"q" entradas possíveis no estado B e uma única saída para o esta-
do S*. Isto nos leva a desdobrar o estado B do diagrama da Fig.II.
9 de forma a torná-lo uma cadeia de Markov para a aplicação das
técnicas de redução de fluxograma. Assim, obtemos na Fig. II.10 o flu-
xograma demonstrativo de todos os caminhos e entradas possíveis,
onde $I_i, i=1,2,\dots,q$; são todas as entradas possíveis no estado B,
de forma a se obter a função de transferência T(Z) geral. A res-
posta do sistema a um impulso unitário em I_i será a função de
transferência $T_1(Z)$ relativa a essa entrada:

$$T_1(Z) = \frac{Z}{q} [EZ + H(Z)]^{q-1} \quad (II.15)$$

Se aplicarmos o impulso na entrada I_2 , teremos a seguin-
te função de transferência $T_2(Z)$:

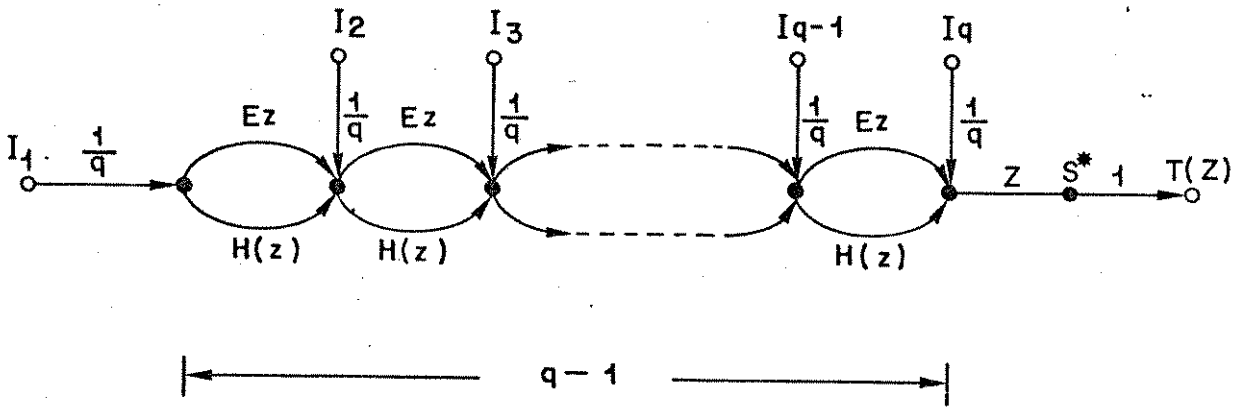


Fig. II.10

$$T_2(Z) = \frac{Z}{q} [EZ + H(Z)]^{q-2} \quad (II.16)$$

e assim sucessivamente, até obtermos a função \$T_q(Z)\$ referente ao impulso unitário aplicado em \$I_q\$:

$$T_q(Z) = \frac{Z}{q} \quad (II.17)$$

A partir destas funções de transferências \$T_i(Z)\$ singulares, é fácil ver que a função \$T(Z)\$ geral, levando-se em conta todas as entradas, será dada por:

$$T(Z) = \sum_{i=1}^q T_i(Z) \quad (II.18)$$

de onde se obtém, finalmente:

$$T(Z) = \frac{Z}{q} \sum_{i=1}^q [EZ + H(Z)]^{q-i} \quad (II.19)$$

Baseado na função de transferência \$T(Z)\$, podemos determinar a expressão de tempo médio \$\bar{t}_{s1}\$ através das técnicas já mencionadas, obtendo:

$$\bar{t}_{s1} = \frac{d}{dz} \left[\frac{Z}{q} \sum_{i=1}^q [EZ + H(Z)]^{q-i} \right]_{Z=1}$$

Calculando a derivada acima, substituindo A por P_F e normalizando em quadros, resulta:

$$\bar{t}_{s1} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{2q} \left\{ P_F^{N+1} \cdot [q \bar{t}_d + Nq + 1] + (1 - P_F) \left[1 + \sum_{i=1}^N (iq + 1) P_F^i \right] \right\} \text{ [quadros] } \quad (\text{II.20})$$

Devemos enfatizar que todos os tempos médios calculados e utilizados neste trabalho serão sempre normalizados em quadros.

Observe que o tempo médio \bar{t}_{s1} depende de \bar{t}_d , embora essa dependência possa ser praticamente eliminada aumentando-se o número N de estados confirmatórios da estratégia de sincronização, pois a probabilidade P_F que aparece na expressão multiplicando \bar{t}_d , é geralmente um número bem menor que 1, que elevado ao expoente (N+1) reduz-se ainda mais, diminuindo essa dependência.

II.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para $P_d = 1$, no Pior Caso

Para obtermos o tempo médio \bar{t}_{s1p} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d = 1$, no pior caso, vamos excluir os estados confirmatórios da parte real do diagrama da Fig. II.6 e vamos supor que o sistema realiza o primeiro teste de PU, no estado B, apenas um bit atrasado da posição correta da PU dentro do quadro. Isto significa que o sistema terá que realizar exatamente (q-1) testes de PU no estado B, antes de encontrar a PU verdadeira.

Note que o procedimento é análogo ao realizado no item anterior, sendo que aqui o sistema inicialmente se encontra o mais "distante" possível da posição da PU verdadeira no quadro.

Analisando a Fig. II.9 para este caso, o sistema ao chegar ao estado B passará por qualquer combinação entre o ramo EZ e o ramo H(Z), desde que estas passagens totalizem (q-1) vezes. Isto nos leva a um desmembramento do diagrama de forma a torná-lo uma cadeia de Markov. Neste caso particular, o fluxograma terá uma

única entrada e uma saída, sendo sua função de transferência denominada $T_p(Z)$. Assim, o fluxograma para o pior caso será:

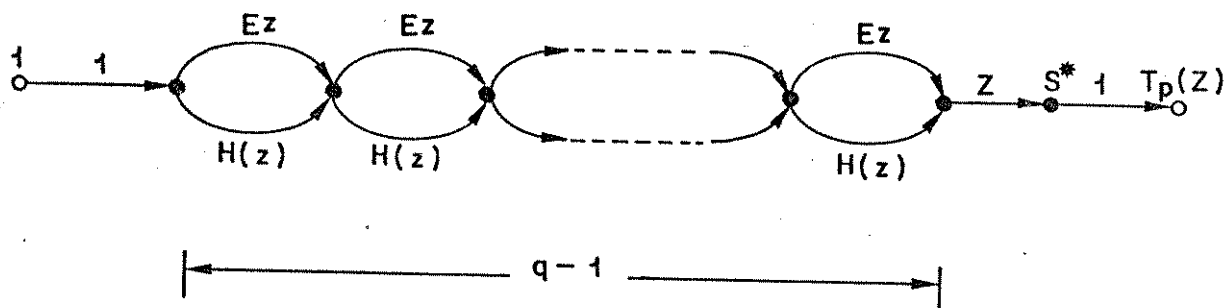


Fig. II.11

Reduzindo o fluxograma acima, obtemos:

$$T_p(Z) = Z \cdot [EZ + H(Z)]^{q-1} \quad (II.21)$$

onde

$$H(Z) = A^{N+1} \cdot P(Z) \cdot Z^{Nq+1} + E \cdot \sum_{i=1}^N A^i Z^{iq+1}$$

e

$$P(Z) = \frac{E^{K+1} \cdot Z^{(K+1)q}}{1 - A \cdot \sum_{i=0}^K E^i \cdot Z^{(i+1)q}}$$

O cálculo do \bar{t}_{s1p} é imediato a partir da função de transferência $T_p(Z)$:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{d}{dz} \left[Z \cdot (EZ + H(Z))^{q-1} \right]_{Z=1}$$

Calculando a derivada acima, substituindo a probabilidade de A por P_F e normalizando em quadro, temos:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ P_F^{N+1} [q \bar{t}_d + Nq + 1] + \right.$$

O pior caso para a recuperação do sincronismo de quadro, reafirmando, acontece quando o primeiro teste de PU realizado no estado B, ocorrer apenas um bit atrasado na posição correta da PU verdadeira dentro do quadro. Portanto, o estado B terá que realizar exatamente $(q-1)$ testes de PU antes de chegar à posição correta da PU verdadeira pela primeira vez. Neste instante, devido à taxa de erro de bit do canal, P_e , existe uma probabilidade P_m de não se detectar a PU verdadeira. Se esta não for detectada, o sistema continuará no estado B procurando-a bit-a-bit até que o correlador se posicione novamente sobre a PU verdadeira no quadro, onde novamente ela poderá ser ou não detectada com probabilidades P_d e $P_m = 1 - P_d$, respectivamente, e assim sucessivamente.

Quando a PU verdadeira for corretamente detectada, ocorrerá uma mudança de estado de B para C_1 . No estado C_1 o sistema salta um quadro e testa a PU; se ela for detectada, o sistema vai para o estado C_2 , senão retorna a B, reiniciando a busca livre, assim sucessivamente, até atingir o estado C_N . No estado C_N ocorre o último teste para confirmação da PU; se ela for detectada, o sistema chega em S, entrando em sincronização; caso contrário, retorna ao estado B. É importante ressaltar que, neste caso, todos os retornos ao estado B ocorrem no pior caso, logo podemos desdobrar o estado B de forma a mostrar todas as combinações possíveis de $(q-1)$ passagens pelos ramos EZ e/ou H(Z). Colocando a Fig. II. 3 sob a forma de fluxograma e levando-se em conta as considerações acima, a seguinte figura nos fornecerá a função de transferência $W(Z)$, de onde extrairemos \bar{t}_{sp} :

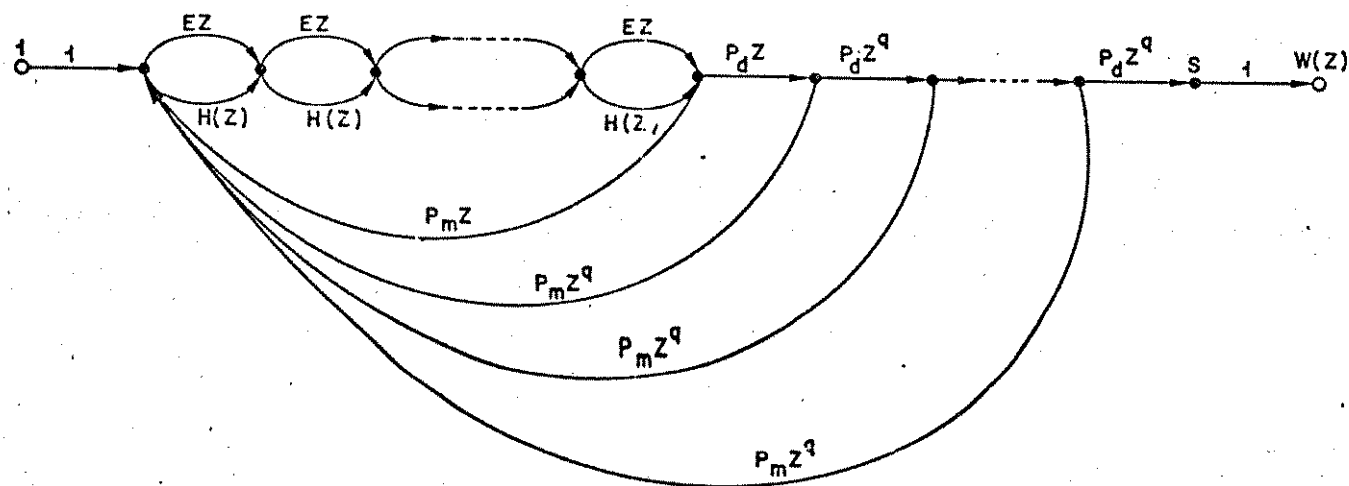


Fig. II.13

Uma redução parcial do fluxograma da Fig. II.13 nos fornece:

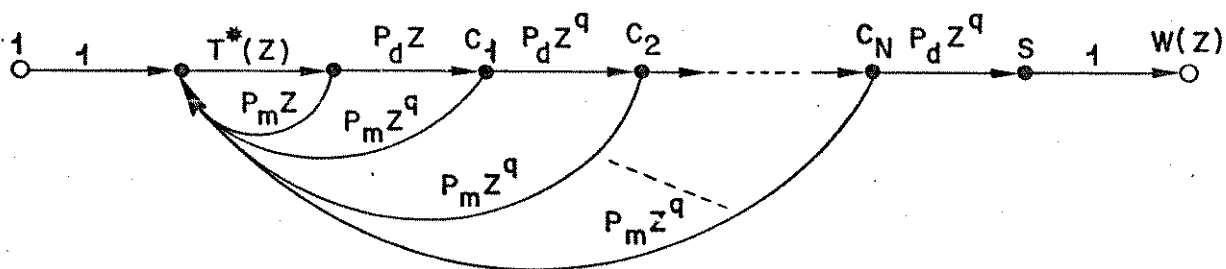


Fig. II.14

sendo

$$T^*(Z) = [EZ + H(Z)]^{q-1} \tag{II.23}$$

Assim, pode-se mostrar que a função de transferência $W(Z)$ é dada por:

$$W(Z) = \frac{T^*(Z) \cdot P_d^{N+1} \cdot Z^{Nq+1}}{1 - T^*(Z) \cdot P_m \cdot \left[Z + \sum_{i=1}^N P_d^i \cdot Z^{iq+1} \right]} \tag{II.24}$$

Portanto,

$$\bar{t}_{sp} = \frac{d}{dz} \left\{ \frac{T^*(Z) \cdot P_d^{N+1} \cdot Z^{Nq+1}}{1 - T^*(Z) \cdot P_m \cdot \left[Z + \sum_{i=1}^N P_d^i \cdot Z^{iq+1} \right]} \right\}_{Z=1}$$

Resolvendo esta equação e normalizando em quadros, obtemos, finalmente, a expressão do tempo médio de recuperação de sincronismo para o pior caso:

$$\bar{t}_{sp} = \frac{\bar{t}_{s1p}}{P_d^{N+1}} + N + \frac{1}{q} - \frac{1 - P_m \cdot \sum_{i=0}^N (iq + 1) P_d^i}{q \cdot P_d^{N+1}} \quad [\text{quadros}]$$

(II.25)

II.6 - VARIÂNCIA DOS TEMPOS \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s

Para se obter a variância dos tempos \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s relativos a uma dada estratégia, basta tomar a função de transferência $R(Z)$ relativa a cada um desses tempos e usar a expressão [Apêndice I]:

$$\text{Var}(t) = \overline{(t - \bar{t})^2} = \left. \frac{\partial^2 R(Z)}{\partial Z^2} \right|_{Z=1} - \bar{t}(\bar{t} - 1) \quad (\text{II.26})$$

onde

$$t = \left. \frac{\partial R(Z)}{\partial Z} \right|_{Z=1}$$

é o valor médio do tempo desejado. Neste caso, em particular, o tempo médio \bar{t} deve ser normalizado em bits, já que $R(Z)$ é calculada com normalização em bits.

CAPÍTULO III

ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO
TIPO II

III.1 - INTRODUÇÃO

A estratégia de sincronização de quadro do Tipo II, introduzida neste capítulo, caracteriza-se pela utilização de dois limiares de decisão, λ_1 e λ_2 ($\lambda_2 > \lambda_1$), para o teste da sequência $r(t)$ que chega ao correlador. O limiar de decisão λ_1 , ou tolerância de erros de bits permitida, executa as mesmas funções do limiar λ no capítulo anterior, ou seja, ele determina as probabilidades P_F , P_d e P_m . Assim, considerando que as hipóteses assumidas continuam válidas para o cálculo destas probabilidades, a expressão da probabilidade de detecção de uma falsa PU será dada por:

$$P_F = \frac{1}{2^M} \cdot \sum_{i=0}^{\lambda_1} \binom{M}{i} \quad (III.1)$$

A probabilidade de detecção da PU verdadeira em sua correta posição dentro do quadro será:

$$P_d = \sum_{i=0}^{\lambda_1} \binom{M}{i} P_e^i (1 - P_e)^{M-i} \quad (III.2)$$

e a probabilidade de não detecção da PU verdadeira na sua correta posição no quadro, será $P_m = 1 - P_d$, isto é,

$$P_m = \sum_{i=\lambda_1+1}^M \binom{M}{i} P_e^i (1 - P_e)^{M-i} \quad (III.3)$$

O segundo limiar λ_2 é utilizado no algoritmo de verificação de sincronismo para se decidir sobre dois procedimentos distintos, quando não se detecta a PU. Em outras palavras, este limiar λ_2 dividirá a probabilidade de não detecção da PU verdadeira, em sua correta posição, nas probabilidades P_{m1} e P_{m2} definidas como:

$$P_{m1} = \sum_{i=\lambda_1+1}^{\lambda_2} \binom{M}{i} P_e^i (1 - P_e)^{M-i} \quad (III.4)$$

e

$$P_{m2} = \sum_{i=\lambda_2+1}^M \binom{M}{i} P_e^i (1 - P_e)^{M-i} \quad (III.5)$$

A probabilidade $(1 - P_F)$ de não se detectar uma falsa PU

quando o sistema está fora de sincronismo, também será dividida nas probabilidades P_1 e P_2 , definidas pelas expressões:

$$P_1 = \frac{1}{2^M} \sum_{i=\lambda_1+1}^{\lambda_2} \binom{M}{i} \quad (\text{III.6})$$

e

$$P_2 = \frac{1}{2^M} \sum_{i=\lambda_2+1}^M \binom{M}{i} \quad (\text{III.7})$$

Como já mencionado no capítulo anterior, a estratégia de sincronização de quadro será, sempre que possível, visualizada como um sistema linear invariante no tempo, descrito por um Processo de Markov [8] com um número finito de estados.

III.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO II.

A estratégia do Tipo II, bem como as demais apresentadas neste trabalho, pode ser representada pelas duas maneiras já mencionadas no capítulo anterior; a primeira feita sob a forma esquemática, segundo o diagrama padrão do Capítulo I, e a outra na forma de algoritmos.

Supondo que o sistema encontra-se em sincronização de quadro, portanto no estado S inicialmente, a cada período de quadro o correlador testa a PU; se encontrada, o sistema permanece em S, caso contrário, ele se desloca para o estado denominado de pré-alarme PA_1 . Se o sistema se encontra em PA_1 , ele espera um período de quadro e testa a PU; detectando-a, o sistema retorna a S, se não existem duas alternativas:

1. se a sequência $r(t)$ testada nesse instante tiver uma distância de Hamming em relação à réplica da PU contida no correlador, maior que λ_1 e menor ou igual a λ_2 , isto é, $\lambda_1 < H(r(t), PU) \leq \lambda_2$, o sistema se deslocará para o estado de pré-alarme PA_2 .
2. se a sequência $r(t)$ for tal que $H(r(t), PU) > \lambda_2$, o sistema irá diretamente para o estado B, iniciando a busca bit-a-bit da PU.

A regra de decisão para os demais estados de pré-alarme é análoga ao procedimento acima descrito para o estado PA_1 . Quando o sistema alcança, por ventura, o último estado de pré-alarme PA_K , ocorre o teste de PU após o período de um quadro; se ela estiver presente, o sistema retorna ao estado S, caso contrário, vai para o estado de busca B. Observe que a PU é dita detectada quando $H(r(t), PU) \leq \lambda_1$, ou seja, quando o número de bits de $r(t)$, não coincidentes com os da réplica, não supera a tolerância de erros de bits permitida λ_1 .

No estado B, o sistema inicia a busca bit-a-bit até encontrar uma PU, quando o sistema se deslocará para o estado confirmatório C_1 . Neste estado, o sistema espera um período de quadro e testa a PU; se ela estiver presente, ele vai para o estado confirmatório C_2 , senão retorna a B. Assim sucessivamente, até se atingir o estado C_N , onde o sistema testa a PU após um período de quadro; detectando-a, ele entra em sincronismo, ou seja, chega ao estado S, caso contrário, retorna ao estado B.

III.2.1- Representação Esquemática

A estratégia de sincronização do Tipo II pode ser colocado sob a forma do diagrama padrão, descrito no Capítulo I. Neste caso, as probabilidades genéricas associadas a cada ramo serão representadas por:

A : probabilidade de se detectar uma PU (falsa ou verdadeira)

E = (1-A) : probabilidade de não se detectar uma PU

α : probabilidade da sequência $r(t)$ testada possuir $\lambda_1 < H(r(t), PU) \leq \lambda_2$

β : probabilidade da sequência $r(t)$ testada possuir $H(r(t), PU) > \lambda_2$

Esquemáticamente, essas probabilidades podem ser representadas como na Fig. III.1, a seguir:

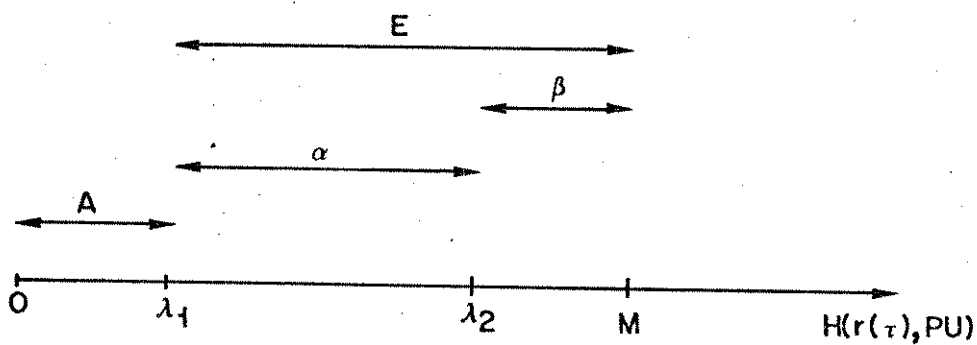


Fig. III.1

Observe que $E = \alpha + \beta$ e que as probabilidades A , E , α e β são definidas de acordo com os parâmetros estatísticos \bar{t}_r , \bar{t}_d ou \bar{t}_s que se deseja calcular. Assim, a estratégia do Tipo II terá a seguinte representação:

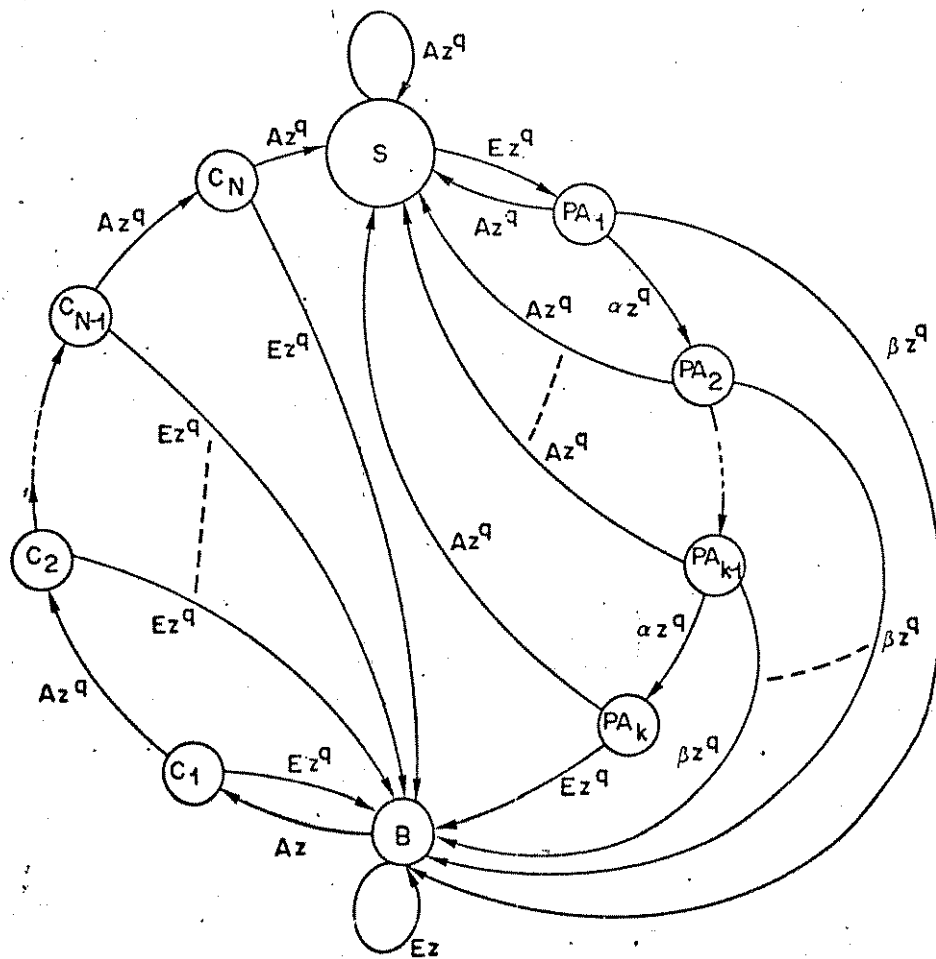


Fig. III.2

Note que a secção da estratégia que vai do estado B, incluindo seu ramo de realimentação, até o estado S, é exatamente igual à secção correspondente na estratégia de sincronização do Tipo I.

III.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos

A secção da estratégia composta pelo estado B, incluindo seu ramo de realimentação, até o estado S, pode ser representada pelo mesmo Algoritmo de Aquisição de Sincronismo de Quadro da estratégia Tipo I, isto é,

- a) $t \leftarrow 1$
- b) se $H(r(t), FJ) \leq \lambda_1$, vá para d)
- c) $t \leftarrow t + 1$, retorne a b)
- d) $n \leftarrow 1$, $t \leftarrow t + M + D$
- e) se $H(r(t), PU) > \lambda_1$, faça $t \leftarrow t + 1$, retorne a b)
- f) $n \leftarrow n + 1$, $t \leftarrow t + M + D$
- g) se $(n \leq N)$, retorne a e)
- h) saída: "PU encontrada no tempo t , sistema em sincronismo de quadro"

A secção restante da estratégia de sincronismo, ou seja, a parte que vai do estado S, incluindo seu ramo de realimentação própria, até o estado B, pode ser representada pelo seguinte Algoritmo de Verificação de Sincronismo de Quadro:

- a) $m \leftarrow 0$, $\tau \leftarrow t_0$
- b) $\tau \leftarrow \tau + M + D$
- c) se $H(r(\tau), PU) \leq \lambda_1$; vá para a)
- d) $m \leftarrow m + 1$
- e) se $H(r(\tau), PU) > \lambda_2$; faça $\tau \leftarrow \tau + M + D$, vá para g)
- f) se $(m \leq K)$; faça $\tau \leftarrow \tau + M + D$, vá para c)
- g) declara a perda do sincronismo e inicia o algoritmo de aquisição de sincronismo de quadro.

Note que o estado S, com seu ramo de realimentação própria, é representado pelos itens a), b) e c), enquanto que o item g) representa a entrada do sistema no estado B.

Descrita a estratégia de sincronismo do Tipo II, podemos iniciar os cálculos dos parâmetros estatísticos que definirão seu desempenho.

III.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_r de retenção de sincronismo de quadro pode ser calculado a partir da função de transferência $P(Z)$ do fluxograma dado pelo algoritmo de verificação de sincronismo. Esta função pode ser obtida através da resposta no estado B, a um impulso unitário aplicado no estado S, quando o sistema está em repouso. Assim, transformando o algoritmo de verificação de sincronismo em fluxograma, temos:

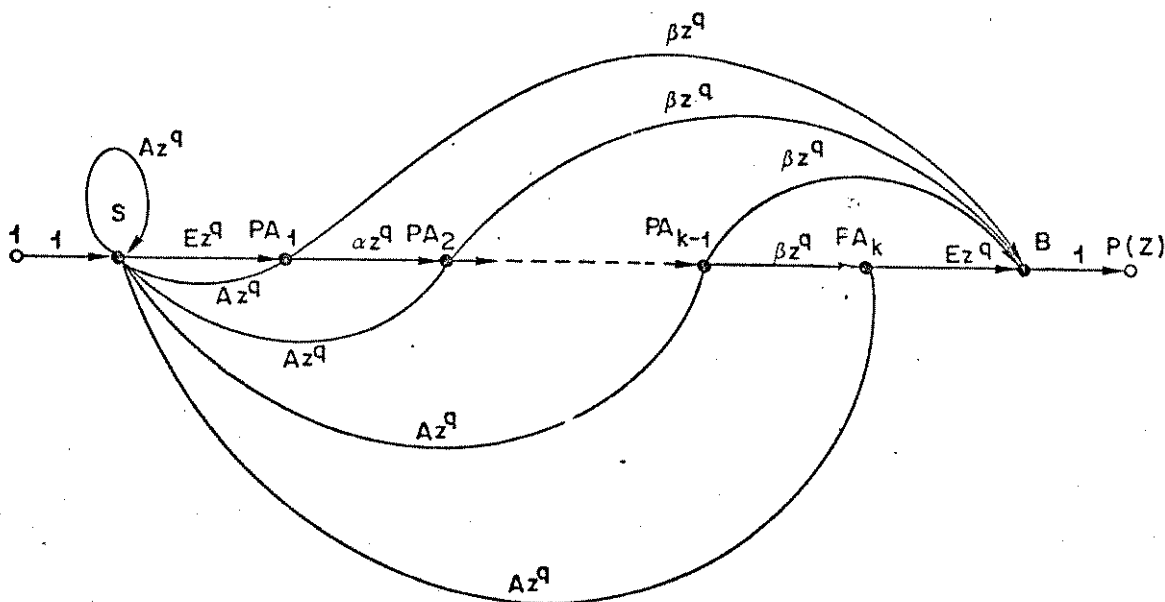


Fig. III.3

Reduzindo o fluxograma da Fig. III.3, obtemos:

$$P(Z) = \frac{E \left\{ \beta \cdot \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i Z^{(i+2)q} + \alpha^K Z^{(K+1)q} \right\}}{1 - A \left\{ Z^q + E \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i Z^{(i+2)q} \right\}} \quad (III.8)$$

Note que

$$P(1) = \sum_{n=0}^{\infty} p(n) = \frac{E \left\{ \beta \cdot \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i + \alpha^K \right\}}{1 - A \left\{ 1 + E \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i \right\}} = 1 \quad (III.9)$$

pois,

$$\sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i = \frac{1 - \alpha^K}{1 - \alpha} \quad \text{para } \alpha < 1 \quad (III.10)$$

o que significa que a probabilidade do sistema sair do estado S e eventualmente chegar ao estado B é igual a 1, exceto quando $A=1$, onde o sistema permanecerá indefinidamente no estado S. Portanto, se o sistema encontra-se em sincronismo de quadro, o máximo que podemos obter é que ele o mantenha durante o maior tempo possível, compatível com os outros parâmetros.

O tempo médio \bar{t}_r pode, então, ser calculado da mesma forma que no capítulo anterior:

$$\bar{t}_r = \frac{d}{dZ} \left\{ \frac{E \left\{ \beta \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i Z^{(i+2)q} + \alpha^K Z^{(K+1)q} \right\}}{1 - A \left\{ Z^q + E \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i Z^{(i+2)q} \right\}} \right\}_{Z=1}$$

Calculando a derivada acima e substituindo Z por 1, temos:

$$\bar{t}_r = \frac{E \left\{ \beta \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) \alpha^i + (K+1) \alpha^K \right\} + A \left\{ 1 + E \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) \alpha^i \right\}}{1 - A \left\{ 1 + E \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i \right\}} \quad \text{[quadros]} \quad (III.11)$$

Pela própria definição de \bar{t}_r , o sistema só pode chegar

aleatoriamente ao estado B em virtude da taxa de erro de bits do canal, P_e . Assim, as probabilidades A, E, α e β representarão, neste caso, as probabilidades P_d , P_m , P_{m1} e P_{m2} , respectivamente. Portanto, para $K \geq 2$:

$$\bar{t}_r = \frac{P_m \left\{ P_{m2} \cdot \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) P_{m1}^i + (K+1) P_{m1}^K \right\} + P_d \left\{ 1 + P_m \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) P_{m1}^i \right\}}{1 - P_d \left\{ 1 + P_m \sum_{i=0}^{K-1} P_{m1}^i \right\}} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{III.12})$$

É fácil ver que para valores de K menores que 2, esta estratégia de sincronização se reduz à estratégia do Tipo I, possuindo a mesma expressão para \bar{t}_r , definida no item II.3 do capítulo anterior.

III.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO

Conforme mostrado no item II.4 do capítulo anterior, o tempo médio \bar{t}_d de detecção da perda de sincronismo é também calculado a partir da função de transferência $P(Z)$, relativa ao algoritmo de verificação de sincronismo. Assim, através de um procedimento análogo ao realizado para a obtenção de \bar{t}_r , obtemos a seguinte expressão:

$$\bar{t}_d = \frac{E \left\{ \beta \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) \alpha^i + (K+1) \alpha^K \right\} + A \left\{ 1 + E \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) \alpha^i \right\}}{1 - A \left\{ 1 + E \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i \right\}} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{III.13})$$

A diferença básica entre a expressão de \bar{t}_d acima e a expressão (III.11) de \bar{t}_r está na definição das probabilidades A, E, α e β . Para o cálculo de \bar{t}_d , estamos supondo que o sistema se encontra no estado S, fora de sincronismo e calculando o tempo médio para este sair do estado S e chegar ao B. Portanto, tendo em vista que $\text{Pr}[0] = \text{Pr}[1] = 1/2$, por hipótese, as probabilidades A, B, α e β serão representadas pelas probabilidades P_F , $(1 - P_F)$, P_1 e P_2 , respectivamente. Assim, para $K \geq 2$:

$$\bar{t}_d = \frac{(1-P_F) \left\{ P_2 \cdot \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) P_1^i + (K+1) P_1^K \right\} + P_F \left\{ 1 + (1-P_F) \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) P_1^i \right\}}{1 - P_F \left\{ 1 - (1-P_F) \sum_{i=0}^{K-1} P_1^i \right\}} \quad \text{[quadros]} \quad \text{(III.14)}$$

É fácil notar que para valores de K menores que 2, esta expressão deve ser substituída pela expressão (II.13) do capítulo anterior, já que as estratégias Tipo II e Tipo I se equivalem neste caso.

III.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_s de recuperação de sincronismo de quadro para esta estratégia pode ser calculado de maneira análoga ao do Tipo I. O diagrama esquemático da Fig. III.2 é desdobrado no estado B; sendo uma secção denominada de diagrama real e a outra de diagrama "fantasma" [10]. Redefinindo dessa forma, o diagrama esquemático fica representado como na Fig. III.4.

A fim de simplificar a notação nos fluxogramas e os cálculos das expressões intermediárias, utilizaremos as probabilidades A, E, α e β para representar, respectivamente, as probabilidades P_F , $(1-P_F)$, P_1 e P_2 .

Seguindo o mesmo raciocínio descrito no capítulo anterior, calcularemos o \bar{t}_s para $P_d = 1$, excluindo os estados confirmatórios C_n da parte real do diagrama III.4. Em seguida, particulemos este resultado para o pior caso e, finalmente, calcularemos \bar{t}_s para P_d qualquer, incluindo os estados confirmatórios da parte real, para o pior caso.

III.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$

O tempo médio \bar{t}_{s1} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d = 1$, excluindo-se os estados confirmatórios C_n , $n = 1, 2, \dots, N$; da parte real do diagrama esquemático, é obtido supondo

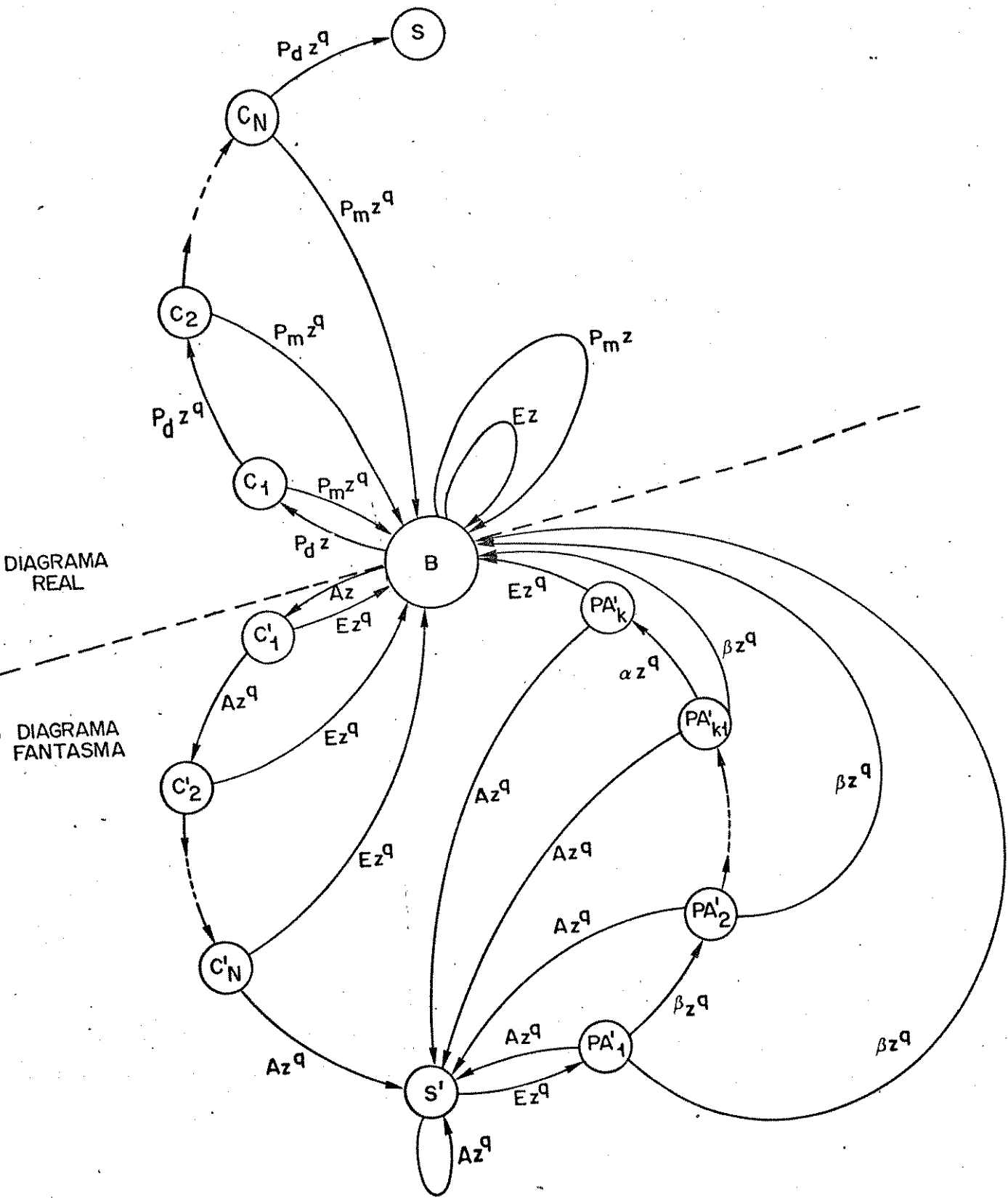


Fig. III.4

que o sistema entra aleatoriamente no estado B e chega ao estado S em sincronização. Quando a PU verdadeira encontra-se totalmente contida no correlador, o sistema sai do estado B diretamente para $S^* = C_1$, obtendo-se o sincronismo de quadro. O diagrama simplificado sob estas hipóteses, para o cálculo de \bar{t}_{S1} , pode, então, ser colocado na seguinte forma:

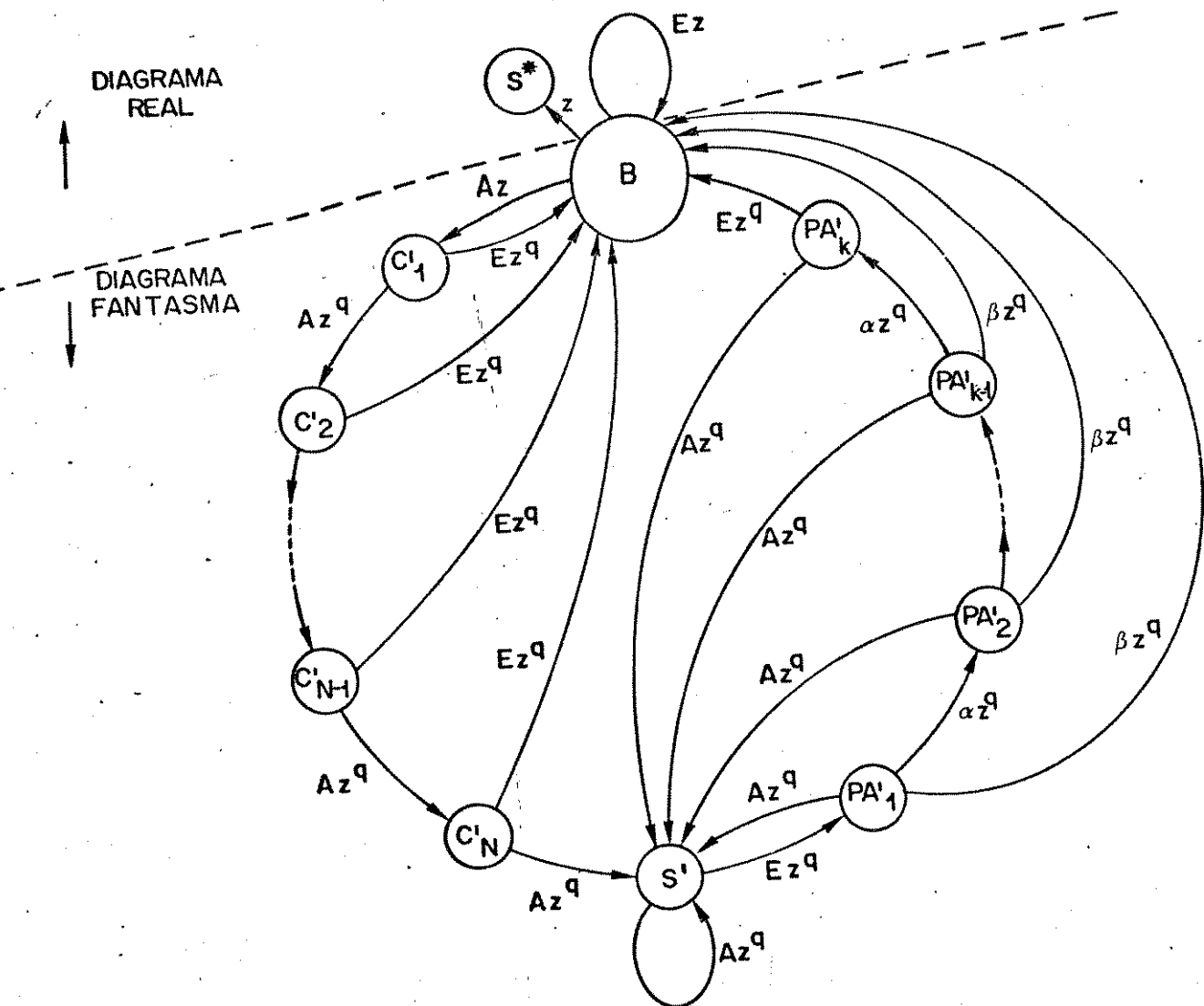


Fig III.5

Da mesma forma que no capítulo anterior, podemos transformar o diagrama "fantasma" da figura acima em um único ramo de alimentação, representando a função de transferência $H(Z)$ do dia

grama "fantasma". Para isso, utilizamos o artifício de dividir o estado B em dois estados auxiliares, de forma a facilitar a redução. Note que a função $P(Z)$, calculada anteriormente, representa a seção do diagrama "fantasma" compreendida entre S' , incluindo sua realimentação própria, até o estado B. Assim, o fluxograma para o cálculo de $H(Z)$ será:

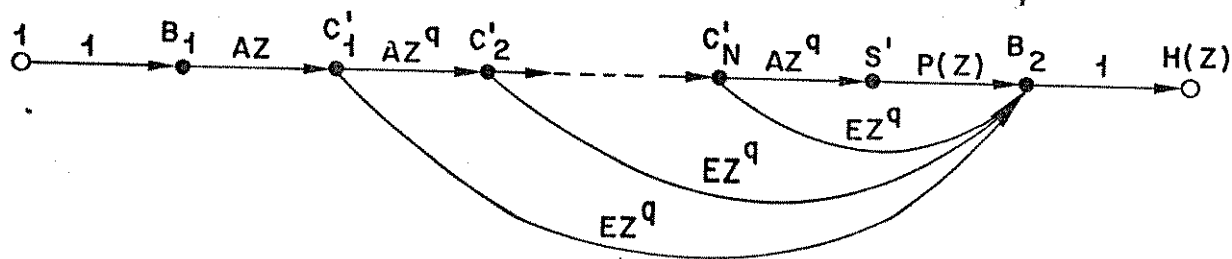


Fig. III.6

Este fluxograma apresenta a mesma estrutura do fluxograma dado na Fig. II:9, o que nos permite, por analogia, obter a seguinte expressão para $H(Z)$:

$$H(Z) = A^{N+1} \cdot P(Z)Z^{Nq+1} + E \sum_{i=1}^N A^i \cdot Z^{iq+1} \quad (III.15)$$

onde $P(Z)$ é dada por:

$$P(Z) = \frac{E \left\{ \beta \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i Z^{(i+2)q} + \alpha^K Z^{(K+1)q} \right\}}{1 - A \left\{ Z^q + E \sum_{i=0}^{K-1} \alpha^i Z^{(i+2)q} \right\}}$$

Assim, o diagrama "fantasma" representado na Fig. III.5 fica resumido a um único ramo de realimentação no estado B, indicado por $H(Z)$, como representado na Fig. III.7.

Este diagrama esquemático reduzido pode ser colocado na forma de uma cadeia de Markov, segundo os mesmos argumentos apre

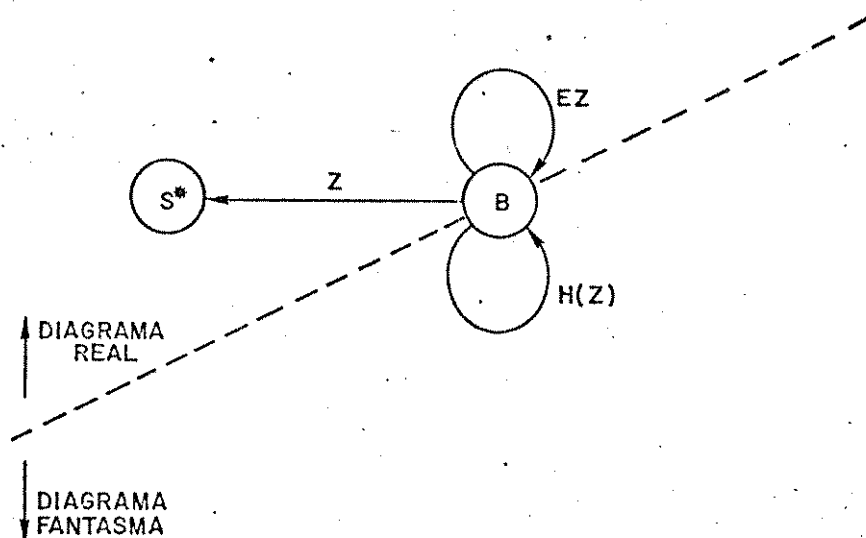


Fig. III.7

sentados no item II.5.1 do capítulo anterior. Então, através do desdobramento do estado B , de forma a acomodar as q entradas possíveis que iniciarão a busca livre da PU verdadeira, obtemos:

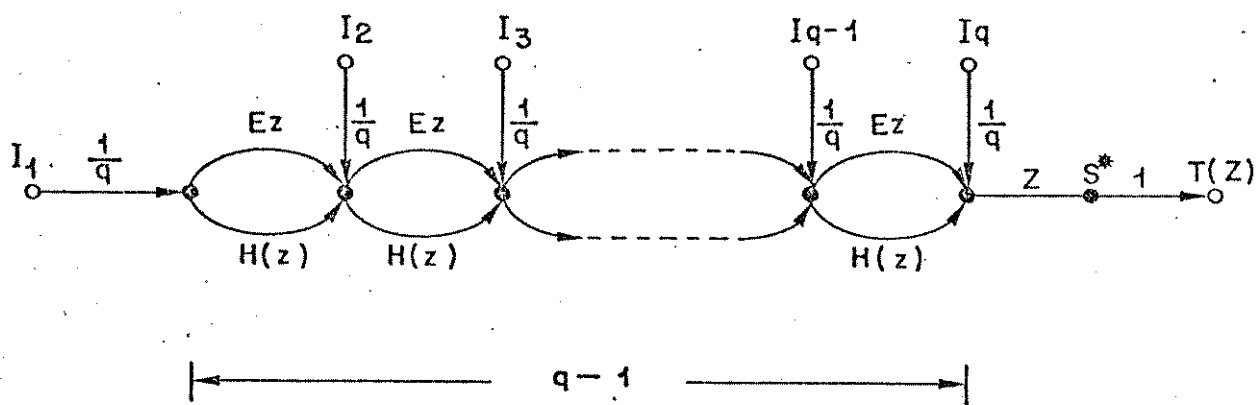


Fig. III.8

onde $I_i, i=1,2,\dots,q$; são todas as entradas possíveis no estado B . Assim, a função de transferência $T(Z)$ associada a esta cadeia de Markov, será expressa por:

$$T(Z) = \frac{Z}{q} \sum_{i=1}^q [EZ + H(Z)]^{q-i} \quad (III.16)$$

Derivando $T(Z)$, fazendo $Z=1$ e substituindo as probabilidades A, E, α e β por $P_F, (1-P_F), P_1$ e P_2 , respectivamente, obtemos:

$$\bar{t}_{s1} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{2q} \left\{ P_F^{N+1} [q \cdot \bar{t}_d + Nq + 1] + (1-P_F) \left[1 + \sum_{i=1}^N (iq + 1) P_F^i \right] \right\} [\text{quadros}] \quad (\text{III.17})$$

A expressão de \bar{t}_{s1} calculada acima possui a mesma estrutura básica da expressão (II.20), obtida no item II.5.1 do Capítulo II. Elas se diferenciam apenas na expressão de \bar{t}_d , devido às estratégias não apresentarem a mesma estrutura para o algoritmo de verificação de sincronismo. Pode-se ver que se o número N de estados confirmatórios for suficientemente grande, os valores para \bar{t}_{s1} de ambas estratégias serão praticamente os mesmos.

III.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para $P_d = 1$, no Pior Caso

Particularizando o item anterior para o caso onde o primeiro teste de PU no estado B é realizado um bit atrasado em relação à posição correta da PU dentro do quadro, o tempo médio \bar{t}_{s1p} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d = 1$, no pior caso, pode ser obtido a partir da função de transferência $T_p(z)$ do seguinte fluxograma:

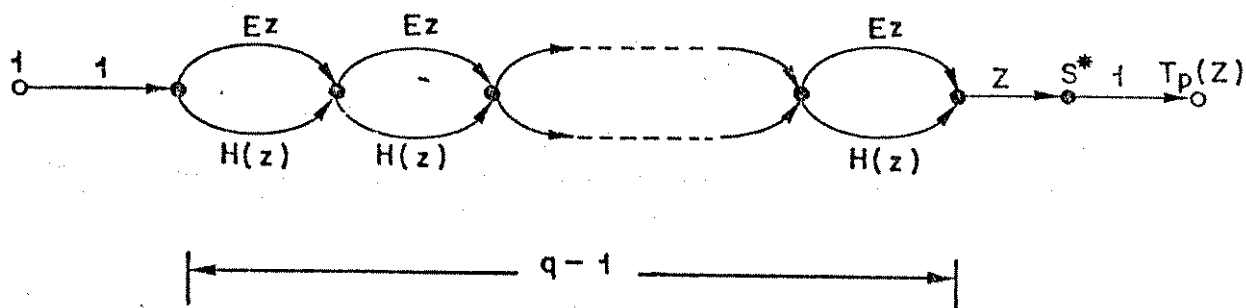


Fig. III.9

É fácil ver do fluxograma da Fig.III.9 que:

$$T_p(Z) = Z \cdot [EZ + H(Z)]^{q-1} \quad (III.18)$$

O cálculo do \bar{t}_{s1p} a partir de $T_p(Z)$ é imediato, possuindo a seguinte expressão, já substituídas as probabilidades A, E, α , e β por seus valores respectivos P_F , $(1-P_F)$, P_1 e P_2 ,

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ P_F^{N+1} [q \cdot \bar{t}_d + Nq + 1] + (1-P_F) \left[1 + \sum_{i=1}^N (iq+1) P_F^i \right] \right\} \quad [\text{quadros}] \quad (III.19)$$

III.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para o Pior Caso e $P_d \leq 1$

Incluindo os estados confirmatórios C_n , $n=1,2,\dots,N$, da parte real do diagrama da Fig. III.4 e assumindo que a probabilidade P_d de detecção da PU verdadeira em sua correta posição no quadro possa ter um valor qualquer, podemos calcular o tempo médio \bar{t}_{sp} de recuperação de sincronismo para o pior caso. Tomando o fluxograma da Fig. III.9 e inserindo os estados confirmatórios, obtemos o novo fluxograma, representado pela Fig. III.10, que fornecerá a função de transferência $W(Z)$, de onde extrairemos o valor de \bar{t}_{sp} .

Reorganizando o fluxograma da Fig. III.10, de forma a se obter uma melhor visualização para análise e redução, obtemos o fluxograma da Fig. III.11, onde $T^*(Z)$ é dada pela expressão:

$$T^*(Z) = [EZ + H(Z)]^{q-1} \quad (III.29)$$

Reduzindo o fluxograma da Fig. III.11 até que reste um único ramo ligando suas extremidades, através das técnicas já discutidas, obtêm-se facilmente a função $W(Z)$ relativa a esta cadeia de Markov:

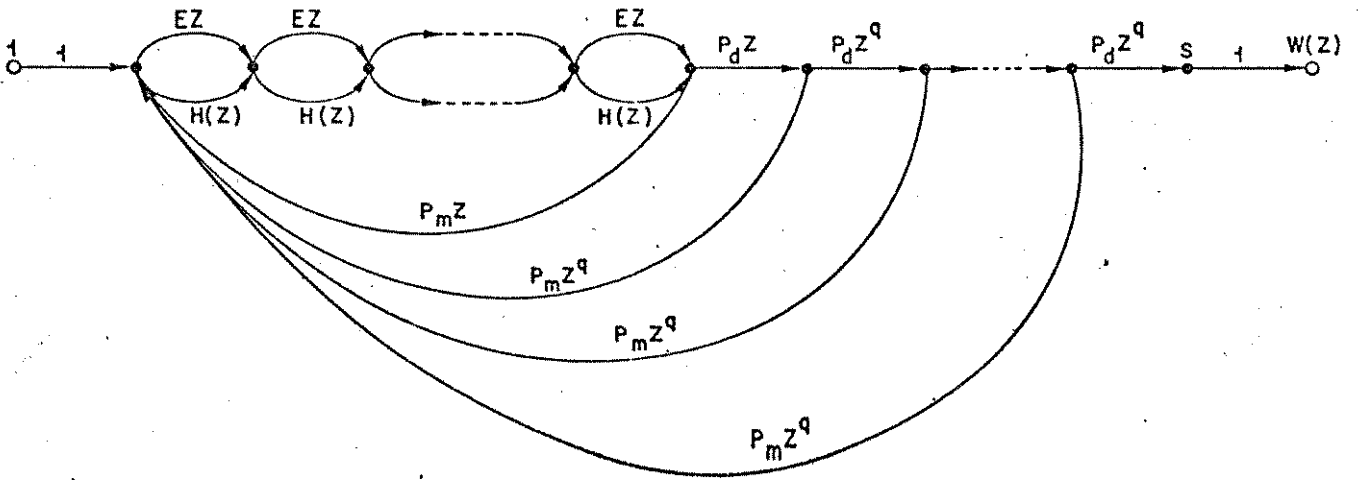


Fig. III.10

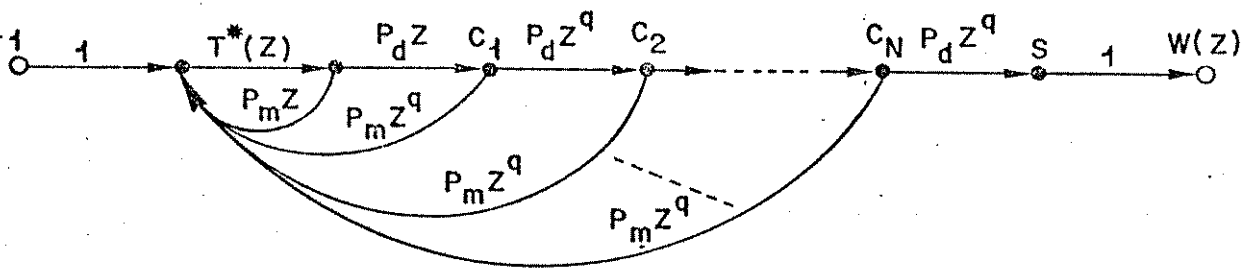


Fig. III.11

$$W(Z) = \frac{T^*(Z) \cdot P_d^{N+1} \cdot Z^{Nq+1}}{1 - T^*(Z) P_m \left[Z + \sum_{i=1}^N P_d^i Z^{iq+1} \right]} \quad (\text{III.21})$$

Assim,

$$\bar{t}_{sp} = \frac{d}{dz} \left\{ \frac{T^*(Z) \cdot P_d^{N+1} \cdot Z^{Nq+1}}{1 - T^*(Z) P_m \left[Z + \sum_{i=1}^N P_d^i Z^{iq+1} \right]} \right\}_{Z=1}$$

Solucionando esta equação e tornando-a numa expressão compacta, obtemos o tempo médio de recuperação de sincronismo de quadro para P_d qualquer e no pior caso:

$$\bar{t}_{sp} = \frac{\bar{t}_{s1p}}{P_d^{N+1}} + N + \frac{1}{q} - \frac{1 - P_m \sum_{i=0}^N (iq+1) P_d^i}{q P_d^{N+1}} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{III.22})$$

Note que esta expressão de \bar{t}_{sp} é a mesma dada no capítulo anterior, sendo que a expressão de \bar{t}_{s1p} também possui a mesma estrutura, só se diferenciando na obtenção de \bar{t}_d que nela aparece. Portanto, se o número N de estados confirmatórios for suficientemente grande, as estratégias do Tipo I e do Tipo II possuirão os mesmos tempos médios de recuperação de sincronismo.

CAPÍTULO IV.

ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO
TIPO III

IV.1 - INTRODUÇÃO

A estratégia de sincronização de quadro do Tipo III caracteriza-se por uma maior "suavidade" na regra de decisão para a transição entre estados, em relação às duas estratégias apresentadas anteriormente. Em outras palavras, as transições são sempre feitas de um estado para outro mais próximo, não ocorrendo mudanças bruscas dos estados confirmatórios para o estado de busca livre, nem dos estados de pré-alarme para o estado de sincronismo.

Esta estratégia trabalha com apenas um limiar de decisão λ , que é utilizado no cálculo das probabilidades P_d , $P_m = 1 - P_d$ e P_F , onde todas as hipóteses feitas anteriormente são aqui assumidas. Assim, reescrevendo as expressões das probabilidades, temos:

- probabilidade de detecção da PU verdadeira na sua correta posição dentro do quadro:

$$P_d = \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} P_e^i (1-P_e)^{M-i} \quad (IV.1)$$

- probabilidade de não detecção da PU verdadeira na sua correta posição dentro do quadro:

$$P_m = 1 - P_d = \sum_{i=\lambda+1}^M \binom{M}{i} P_e^i (1-P_e)^{M-i} \quad (IV.2)$$

- probabilidade de uma falsa detecção de PU em uma certa posição dentro do quadro:

$$P_F = \frac{1}{2^M} \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} \quad (IV.3)$$

IV.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO III

Tomaremos por base o diagrama padrão descrito no Capítulo I e assumiremos que o sistema encontra-se em sincronismo de quadro, portanto no estado S, inicialmente. A cada período de quadro, o correlador testa a PU; se detectada, o sistema permanece

em S, caso contrário, ele se desloca para o estado denominado pré-alarme 1, PA_1 . Quando o sistema se encontra em PA_1 , ocorre uma espera de um período de quadro e o teste da PU; se detectada, o sistema retorna a S, senão, ele se desloca para o estado de pré-alarme PA_2 . Caso o sistema alcance o estado PA_2 , ele espera um período de quadro e testa a PU; se detectada, o sistema retorna ao estado PA_1 , caso contrário, ele avança para o estado de pré-alarme PA_3 . Assim sucessivamente, até atingir o último estado de pré-alarme PA_K , onde após o atraso de um período de quadro ocorre o teste da PU; se detectada, o sistema retorna a PA_{K-1} , senão vai para o estado B, iniciando a busca bit-a-bit da PU.

Quando o sistema se encontra no estado B, ele inicia a busca livre da PU (verdadeira ou falsa) e assim que detectada ele se desloca para o estado confirmatório C_1 . Neste estado C_1 , o sistema espera um período de quadro e realiza o teste da PU; se detectada, ocorre uma transição para o estado confirmatório C_2 , se não retorna a B. No estado C_2 , o sistema espera um período de quadro e testa a PU; se encontrada, ocorre uma transição para o estado C_3 ; caso contrário, ele retorna a C_1 . Assim sucessivamente, até se atingir o último estado confirmatório C_N , onde o sistema também espera um período de quadro e testa a PU; encontrando-a, ele se desloca para o estado S, senão retorna a C_{N-1} .

IV.2.1 - Representação Esquemática

Na Fig. IV.1, a seguir, a estratégia do Tipo III é colocada sob a forma do diagrama padrão, onde as probabilidades sobre cada ramo que liga os estados serão representadas genericamente por:

A: probabilidade de detecção de uma PU (falsa ou verdadeira dependendo do parâmetro estatístico \bar{t}_r , \bar{t}_d ou \bar{t}_s que se deseja calcular).

E=1-A: probabilidade de não detecção de uma PU

Note que as transições dos estados de pré-alarme PA_m , $m=1,2,\dots,K$ são sempre realizadas para os estados mais próximos. Similarmente para as transições dos estados confirmatórios C_n , $n=1,2,\dots,N$.

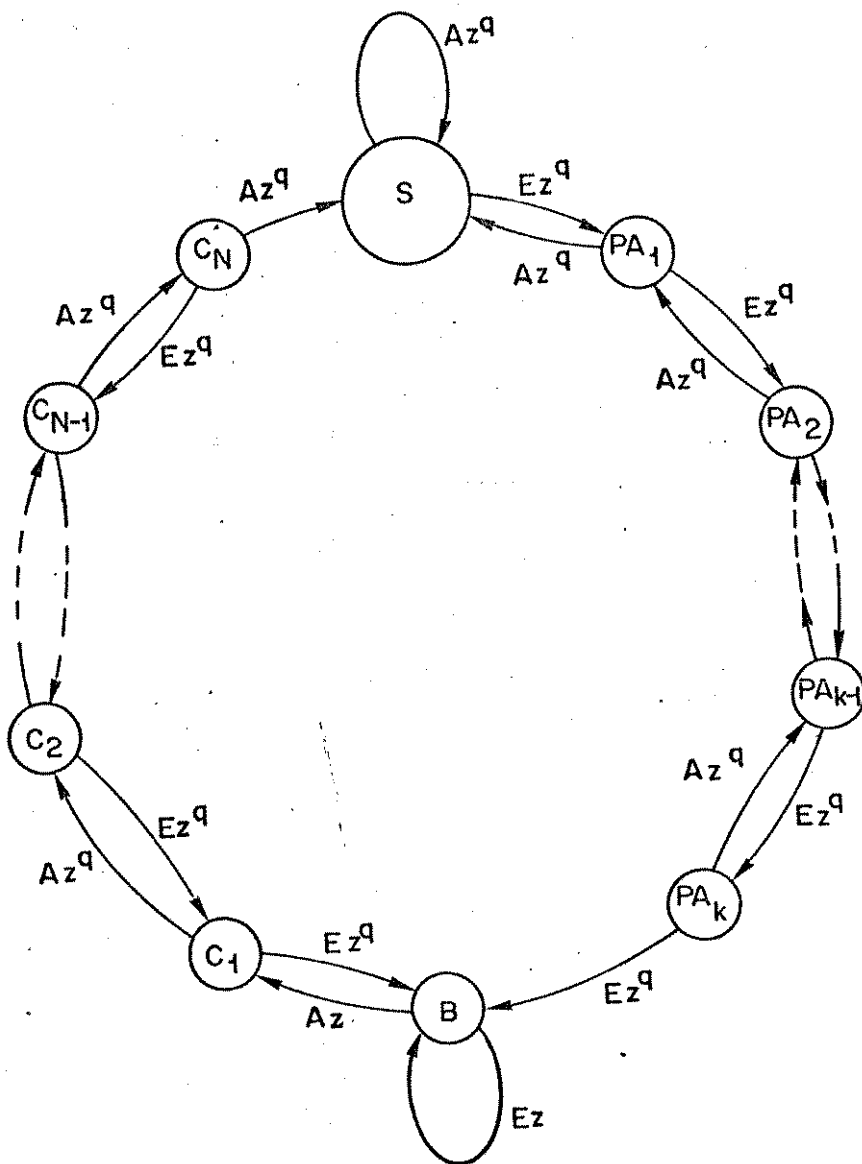


Fig. IV.1

IV.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos

A secção da estratégia de sincronismo composta pelo estado B, com seu ramo de realimentação própria, e todos os estados confirmatórios até o estado S, pode ser descrita pelo Algoritmo de Aquisição de Sincronismo de Quadro, dado por:

- a) $t + 1$
- b) se $H(r(t), PU) \leq \lambda$, vá para d)
- c) $t + t+1$, retorne a b)

- d) $n \leftarrow 1$
- e) $t \leftarrow t+M+D$
- f) se $H(r(t), PU) > \lambda$, então:
 - 1º) se $n=1$, faça $t \leftarrow t+1$ e retorne a b)
 - 2º) $n \leftarrow n-1$, retorne a e)
- g) $n \leftarrow n+1$, $t \leftarrow t+M+D$
- h) se $n \leq N$, retorne a f)
- i) saída: "PU encontrada no instante t , sistema em sin
cronismo de quadro."

A secção da estratégia que inicia-se no estado S, incluindo seu ramo de realimentação própria, e vai até o estado B, pode ser representada pelo Algoritmo de Verificação de Sincronismo de Quadro, dado por:

- a) $m \leftarrow 0$, $\tau \leftarrow t_0$
- b) $\tau \leftarrow \tau+M+D$
- c) se $H(r(\tau), PU) \leq \lambda$, então:
 - 1º) se $m = 0$, retorne a a)
 - 2º) $m \leftarrow m-1$, retorne a b)
- d) $m \leftarrow m+1$, $\tau \leftarrow \tau+M+D$
- e) se $m \leq K$, retorne a c)
- f) declara a perda do sincronismo e inicia o algoritmo de aquisição de sincronismo de quadro.

Todas as variáveis contidas nestes dois algoritmos são as mesmas já definidas para a estratégia de sincronismo do Tipo I. Note que os dois algoritmos se assemelham devido a simetria es
trutural da estratégia do Tipo III.

IV.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

Tomando o algoritmo de verificação de sincronismo de quadro e transformando-o no fluxograma da Fig. IV.2, podemos obter a função de transferência $P(Z)$, que o representa, e assim calcular o tempo médio \bar{t}_r de retenção de sincronismo de quadro.

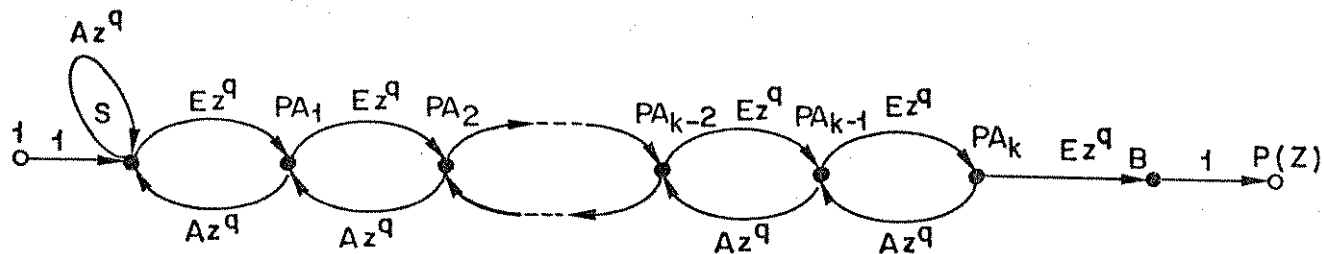
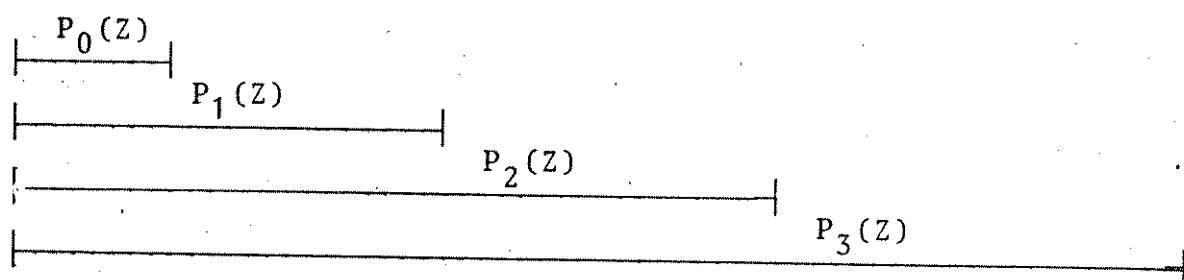


Fig. IV.2

Embora o fluxograma acima, representado para um número qualquer de estados de pré-alarme, apresente uma estrutura aparentemente simples e compacta, o mesmo não acontece com a sua função de transferência $P(Z)$. Com o auxílio das regras de redução de fluxograma, obtemos a seguinte expressão para $P(Z)$:

$$P(Z) = \frac{EZ^q}{1 - AZ^q} \cdot \frac{EZ^q}{1 - \frac{AEZ^{2q}}{1 - AZ^q}} \cdot \frac{EZ^q}{1 - \frac{AEZ^{2q}}{1 - \frac{AEZ^{2q}}{1 - AZ^q}}} \cdot \frac{EZ^q}{1 - \frac{AEZ^{2q}}{1 - \frac{AEZ^{2q}}{1 - \frac{AEZ^{2q}}{1 - AZ^q}}}} \dots$$



(IV.4)

A função de transferência $P(Z)$, portanto, não se apresenta de uma forma fechada para qualquer número K de estados de pré-alarme entre S e B . Na Tabela IV.1 apresentamos as expressões de $P(Z)$ para $K=0,1,2,3,4$ e 5 .

Tabela IV.1

K	P(Z)
0	$\frac{EZ^q}{1 - AZ^q}$
1	$\frac{E^2Z^{2q}}{1 - AZ^q - AEZ^{2q}}$
2	$\frac{E^3Z^{3q}}{1 - AZ^q - 2AEZ^{2q} + A^2EZ^{3q}}$
3	$\frac{E^4Z^{4q}}{1 - AZ^q - 3AEZ^{2q} + 2A^2EZ^{3q} + A^2E^2Z^{4q}}$
4	$\frac{E^5Z^{5q}}{1 - AZ^q - 4AEZ^{2q} + 3A^2EZ^{3q} + 3A^2E^2Z^{4q} - A^3E^2Z^{5q}}$
5	$\frac{E^6Z^{6q}}{1 - AZ^q - 5AEZ^{2q} + 4A^2EZ^{3q} + 6AE^2Z^{4q} - 3A^3E^2Z^{5q} - A^3E^3Z^{6q}}$

Para obtermos os tempos médios de retenção \bar{t}_r , para $K = 0, 1, 2, 3, 4$ e 5 , basta derivarmos os $P(Z)$ e igualar Z a 1 , substituindo, finalmente, A e E por P_d e P_m , respectivamente. Isto resulta na Tabela IV.2, a seguir.

Tabela IV.2

K	\bar{t}_r [quadros]
0	$\frac{1}{P_m}$
1	$\frac{1 + P_m}{P_m^2}$
2	$\frac{1 + 2P_m^2}{P_m^3}$
3	$\frac{1 - P_m + 2P_m^2 + 2P_m^3}{P_m^4}$
4	$\frac{1 - 2P_m + 3P_m^2 + 3P_m^4}{P_m^5}$
5	$\frac{1 - 3P_m + 5P_m^2 - 3P_m^3 + 3P_m^4 + 3P_m^5}{P_m^6}$

Na prática, a probabilidade P_m de perda de detecção da PU é muito pequena (geralmente menor que 0,1), portanto uma aproximação razoável para a expressão geral de \bar{t}_r , para $K > 0$, pode ser extraída da Tabela IV.2 acima:

$$\bar{t}_r \cong \frac{1 - (K-2)P_m}{P_m^{K+1}} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{IV.5})$$

IV.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_d de detecção da perda de sincronismo de quadro pode ser obtido a partir da função de transferência $P(Z)$ relativa ao algoritmo de verificação de sincronismo de quadro. Como, para a obtenção de \bar{t}_d , estamos supondo que o sistema se encon

tra fora de sincronismo no estado S e calculando o tempo médio para ele atingir o estado B, as probabilidades P_F e $(1-P_F)$ serão associadas a A e E, respectivamente. Utilizando esses valores na Tabela IV.1 e seguindo o procedimento do item anterior, obtemos os valores para \bar{t}_d quando $K = 0, 1, 2, 3, 4$ e 5 , mostrados na Tabela IV.3, abaixo:

Tabela IV.3

K	\bar{t}_d [quadros]
0	$\frac{1}{1 - P_F}$
1	$\frac{2 - P_F}{(1 - P_F)^2}$
2	$\frac{1 + 2(1 - P_F)^2}{(1 - P_F)^3}$
3	$\frac{P_F + 2(1 - P_F)^2 + 2(1 - P_F)^3}{(1 - P_F)^4}$
4	$\frac{1 - 2(1 - P_F) + 3(1 - P_F)^2 + 3(1 - P_F)^4}{(1 - P_F)^5}$
5	$\frac{1 - 3(1 - P_F) + 5(1 - P_F)^2 - 3(1 - P_F)^3 + 3(1 - P_F)^4 + 3(1 - P_F)^5}{(1 - P_F)^6}$

Pelo fato de P_F geralmente possuir valores pequenos, não foi possível obter uma expressão aproximada para \bar{t}_d neste caso.

IV.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

Para calcularmos o tempo médio \bar{t}_s de recuperação de sincronismo de quadro, isto é, o tempo médio para o sistema sair de

B e chegar a S em sincronismo, podemos utilizar o conceito de diagrama "fantasma", já introduzido no Capítulo II. A Fig. IV.3 a apresenta o desdobramento esquemático da Fig. IV.1 para a estratégia Tipo III.

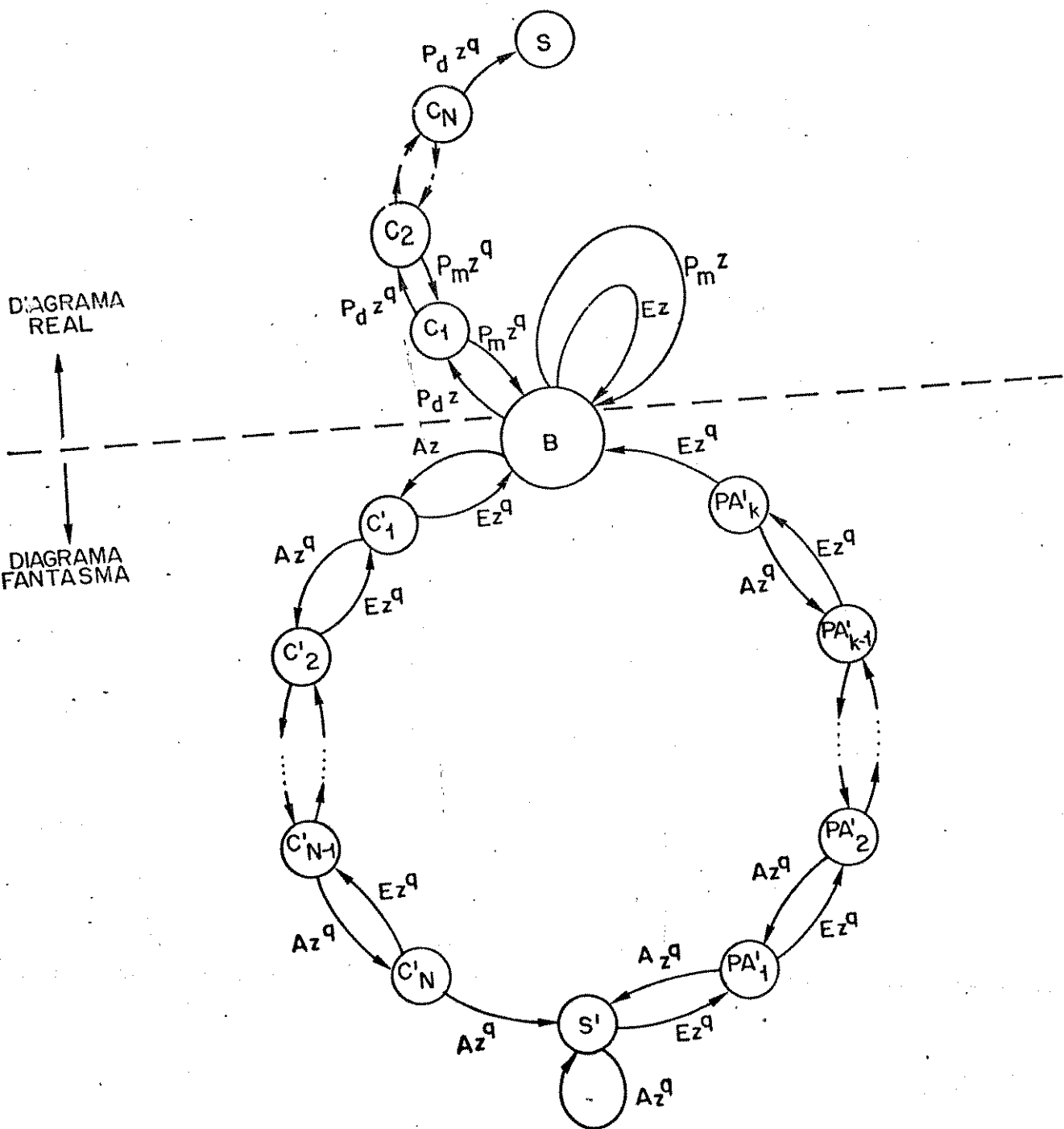


Fig. IV.3

As probabilidades A e E apresentadas na Fig. IV.3 representam as probabilidades P_F e $(1-P_F)$, respectivamente. Da mesma forma que nas estratégias anteriores, vamos inicialmente calcular o tempo médio \bar{t}_S para $P_d = 1$, excluindo os estados confirmatórios da parte real do diagrama, particularizando em seguida para o pior caso. Finalmente, calcularemos \bar{t}_S para $P_d < 1$, incluindo os estados confirmatórios da parte real do diagrama, para o pior caso.

Relembrando, o pior caso para a recuperação do sincronismo de quadro ocorre quando o sistema chega ao estado B exatamente na posição em que deveria ser detectada a PU verdadeira. Portanto, o sistema terá que testar a PU no estado B um número igual a $(q-1)$ vezes antes que o correlador se posicione novamente sobre a PU verdadeira dentro do quadro.

IV.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$

Supondo que $P_d = 1$ e excluindo os estados confirmatórios C_n ($n=1,2,\dots,N$) da parte real do diagrama esquemático da Fig. IV.3, podemos calcular o tempo médio \bar{t}_{S1} para sistema, entrando no estado B aleatoriamente, chegar ao estado S^* em sincronização. O diagrama simplificado pode, então, ser colocado na forma da Fig. IV.4.

Para se obter a função de transferência $H(Z)$ representativa do diagrama "fantasma" da Fig. IV.4, utilizamos o mesmo artifício usado anteriormente de desdobramento do estado B em dois estados auxiliares, B_1 e B_2 . A parte do diagrama entre o estado S' , incluindo seu ramo de realimentação própria, e o estado B, é definida pela mesma expressão genérica dada pela função de transferência $P(Z)$, obtida no item IV.3. Assim, o fluxograma representativo do diagrama "fantasma" pode ser montado como na Fig. IV.5.

O grau de dificuldade na obtenção de $H(Z)$ aumenta proporcionalmente com o aumento do número N de estados confirmatórios C'_n ($n=1,2,\dots,N$) e com o número K de estados de pré-alarme PA'_m ($m=1,2,\dots,K$) do diagrama "fantasma". Além disso, a expressão de $H(Z)$ não pode ser colocada sob forma fechada pelo mesmo motivo

DIAGRAMA REAL
 ↑
 ↓
 DIAGRAMA FANTASMA

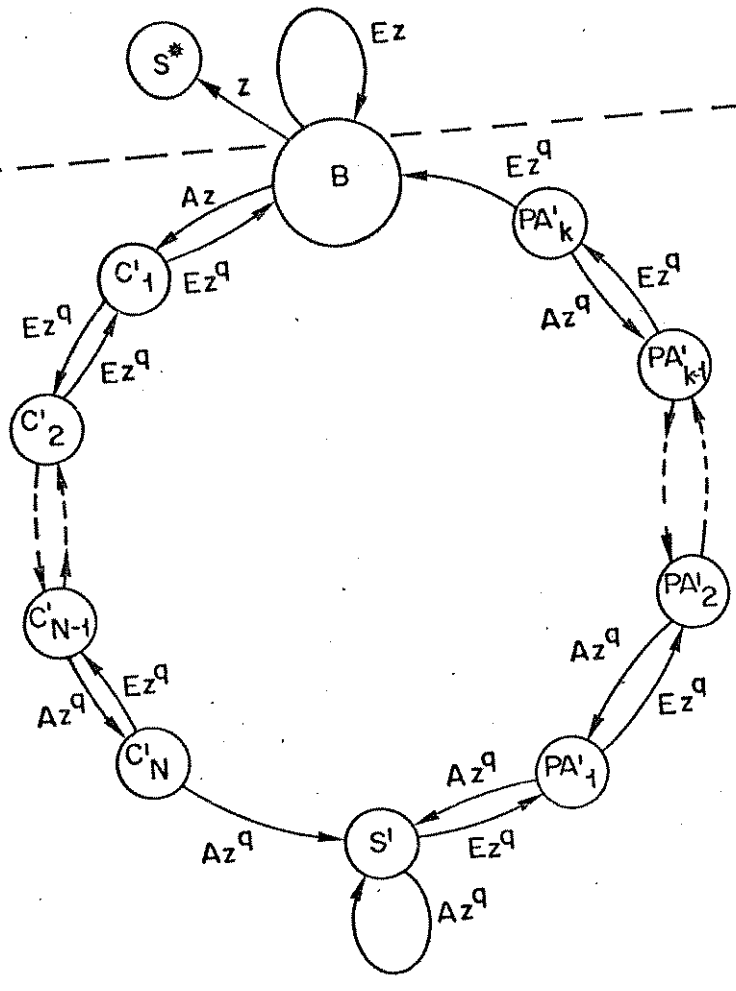


Fig. IV.4

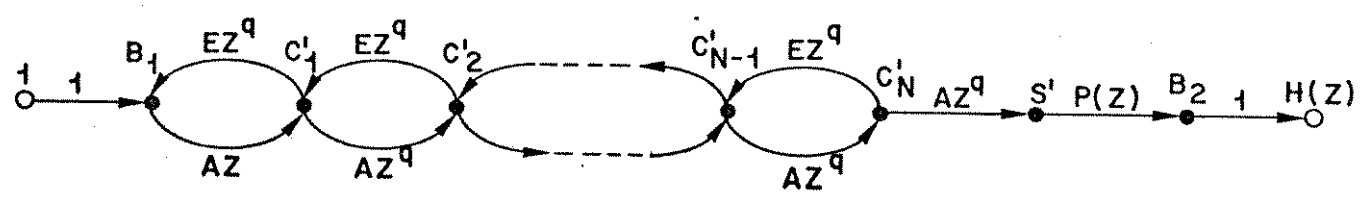


Fig. IV.5

ocorrido no cálculo de $P(Z)$.

Quando o sistema, em busca livre, detecta uma falsa PU, ele entra no diagrama "fantasma" pelo estado C'_1 . Neste estado, o sistema espera um período de quadro e realiza um novo teste de PU. A probabilidade de se encontrar uma falsa PU um período de quadro após a primeira falsa detecção é muito pequena, igual a P_f^2 . Para se detectar três falsas PU's consecutivas a probabilidade é P_f^3 , e assim por diante. Isto nos leva a supor que se o sistema entrar no diagrama "fantasma", ele percorrerá um ou dois estados confirmatórios no máximo. Podemos, então, fazer uma boa aproximação para $H(Z)$, redefinindo o diagrama da Fig. IV.4, da seguinte forma:

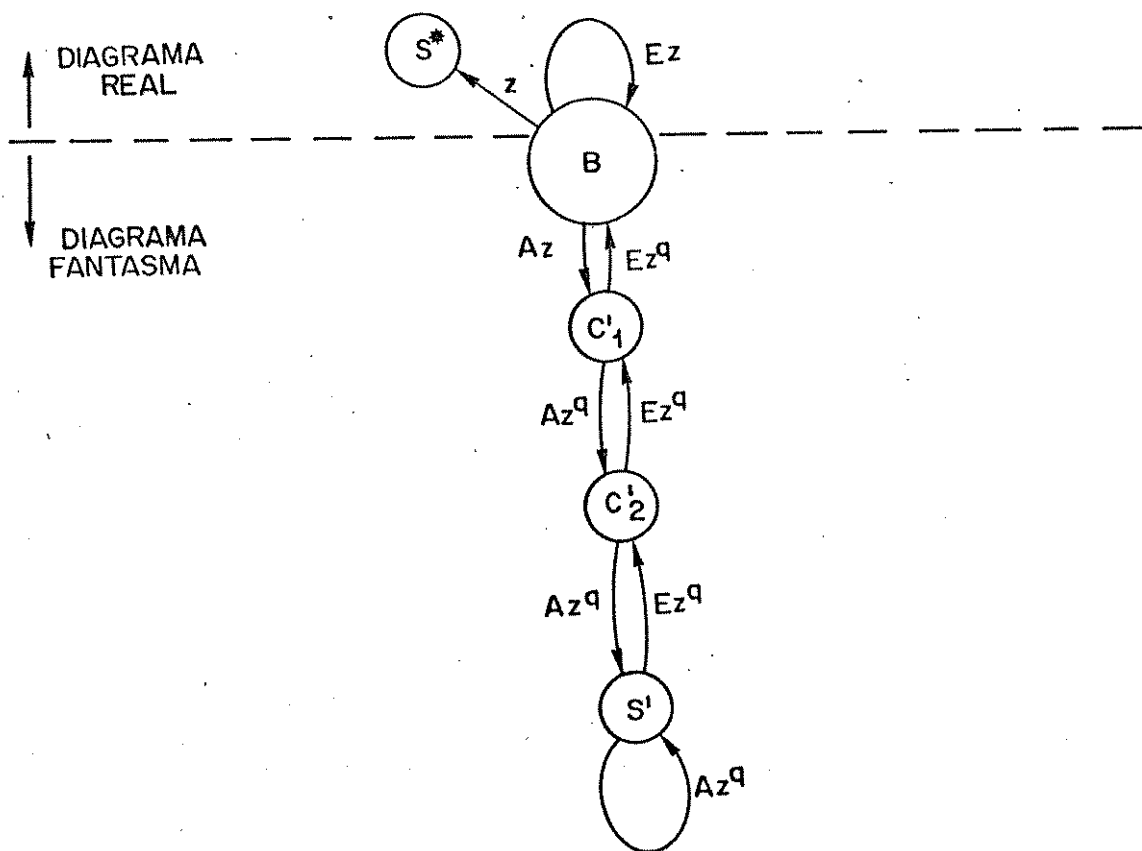


Fig. IV.6

O fluxograma correspondente à aproximação feita na Fig. IV.6, será:

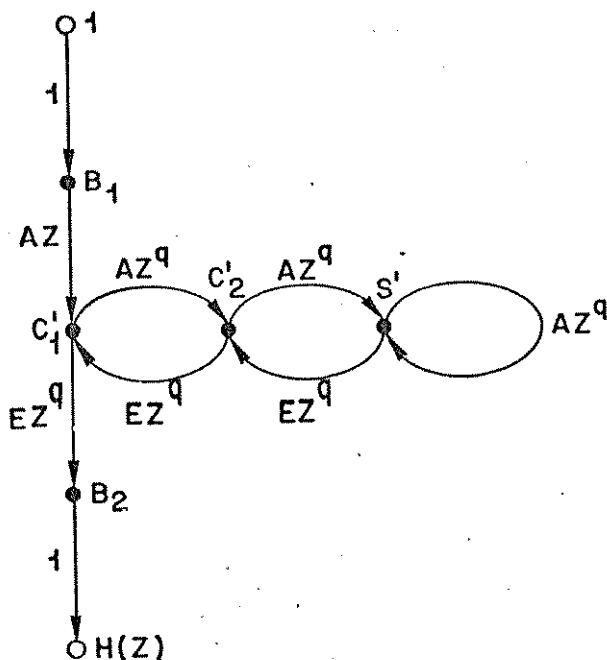


Fig. IV.7

Com a redução desse fluxograma, obtemos a seguinte expressão para $H(Z)$:

$$H(Z) = \frac{AE[Z^{q+1} - AZ^{2q+1} - AEZ^{3q+1}]}{1 - A[Z^q + 2EZ^{2q} - AEZ^{3q}]} \quad (IV.6)$$

Podemos, agora, reduzir o diagrama "fantasma" da Fig. IV.6 a apenas um ramo de realimentação no estado B, obtendo a forma da Fig. IV.8.

Transformando o diagrama reduzido da Fig. IV.8, em uma cadeia de Markov, seguindo os argumentos apresentados no item II.5.1 do Capítulo II, e colocando todas as "q" possíveis entradas, resulta a Fig. IV.9.

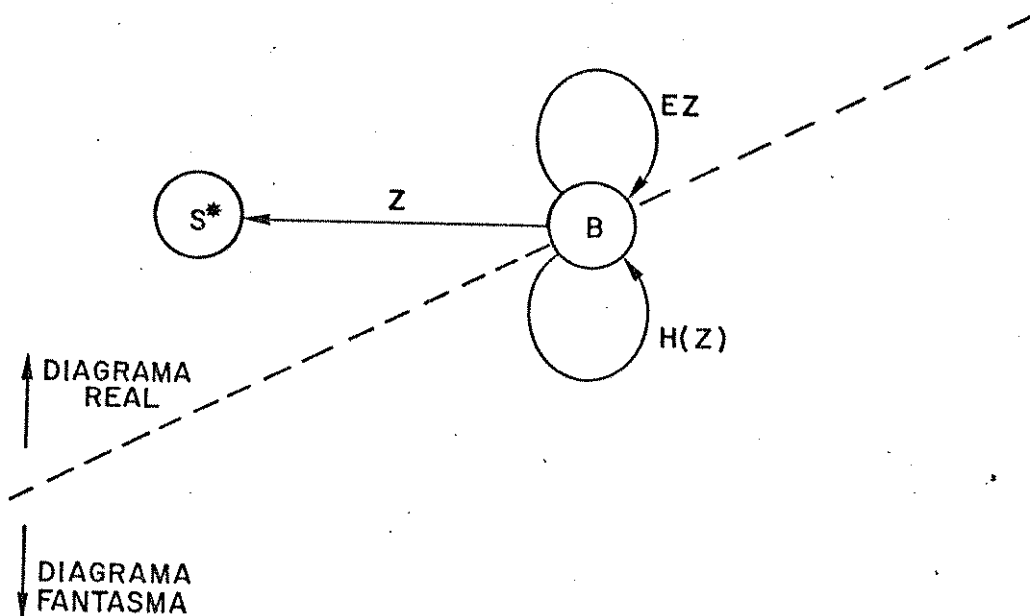


Fig. IV.8

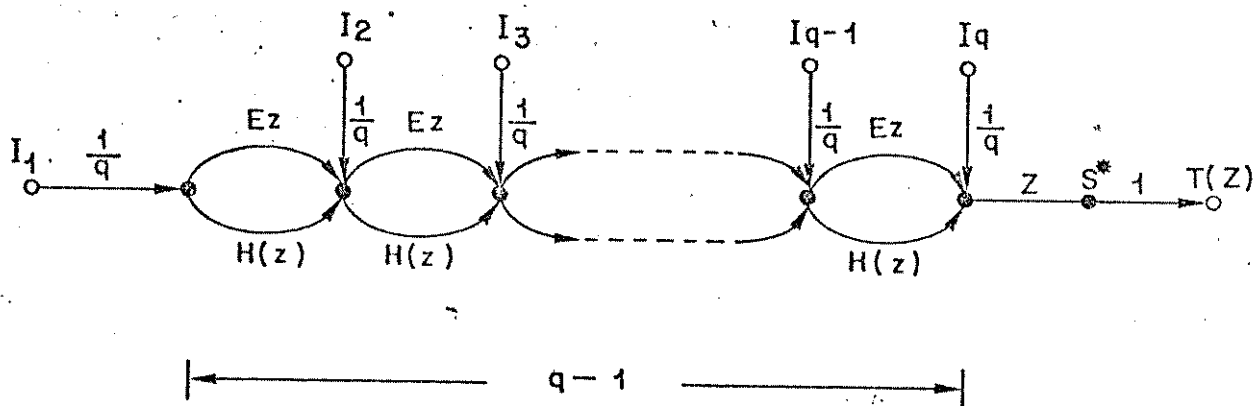


Fig. IV.9

Da mesma forma que nos capítulos anteriores, a função de transferência $T(Z)$ que define o comportamento do fluxograma a cima, pode ser expressa por:

$$T(Z) = \frac{Z}{q} \sum_{i=1}^q [EZ + H(Z)]^{q-i} \tag{IV.7}$$

A expressão de \bar{t}_{s1} é obtida derivando-se a função de transferência $T(Z)$, igualando Z a 1 e substituindo as probabilida

des A e E por P_F e $(1-P_F)$, respectivamente. Desta maneira, obtemos:

$$\bar{t}_{s1} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{2q} \left\{ 1 + q \frac{[P_F - P_F^2 + P_F^3]}{(1-P_F)^3} \right\} \quad \text{[quadros]} \quad \text{(IV.8)}$$

Embora a expressão de \bar{t}_{s1} seja aproximada, devido à simplificação feita no diagrama "fantasma", ela nos fornece uma medida segura do tempo médio de recuperação de sincronismo.

IV.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para $P_d = 1$, no Pior Caso

O tempo médio \bar{t}_{s1p} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d = 1$, no pior caso, é calculado supondo uma única entrada no estado B, onde o sistema realiza o primeiro teste de PU um bit atrasado em relação à posição da PU verdadeira no quadro. Assim, o fluxograma apresentado na Fig. IV.9, se reduz a;

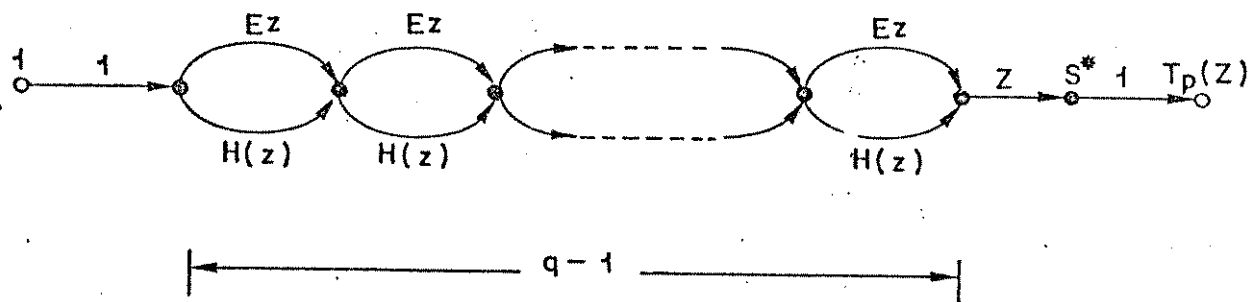


Fig. IV.10

de onde obtemos:

$$T_p(z) = z[Ez + H(z)]^{q-1} \quad \text{(IV.9)}$$

onde $H(Z)$ é a função de transferência representativa do diagrama "fantasma" aproximado, já calculado no item anterior. Assim, da expressão de $T_p(Z)$ obtemos o \bar{t}_{s1p} , através dos métodos já conhecidos:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ 1 + q \frac{[P_F - P_F^2 + P_F^3]}{[1-P_F]^3} \right\} \text{ [quadros]} \quad (IV.10)$$

IV.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo para o Pior Caso e $P_d \leq 1$

O tempo médio \bar{t}_{sp} de recuperação de sincronismo de quadro para o pior caso e $P_d \leq 1$, pode ser obtido através da função de transferência $W(Z)$ do fluxograma dado pela Fig. IV.10 acrescentado dos estados confirmatórios C_n ($n=1,2,\dots,N$) da parte real do diagrama esquemático da Fig. IV.3. Para o cálculo de $H(Z)$, continuamos tomando o diagrama "fantasma" reduzido mostrado na Fig. IV.6. Assim, o fluxograma completo que fornecerá $W(Z)$ será:

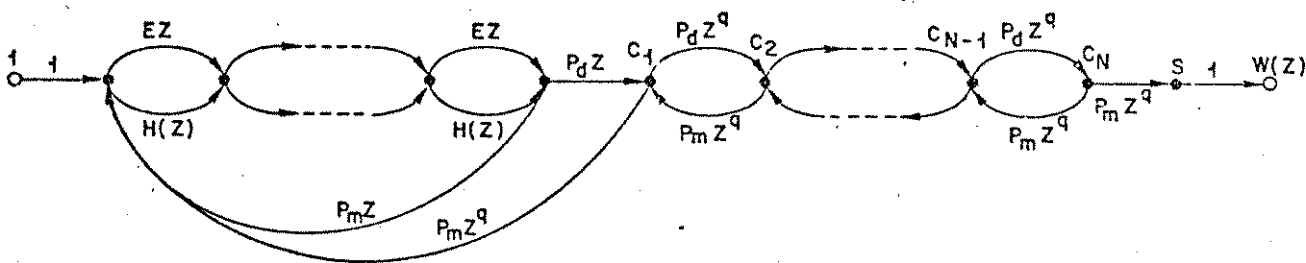


Fig. IV.11

Reorganizando este fluxograma de forma a se conseguir uma melhor visualização e aplicação das técnicas de redução, temos:

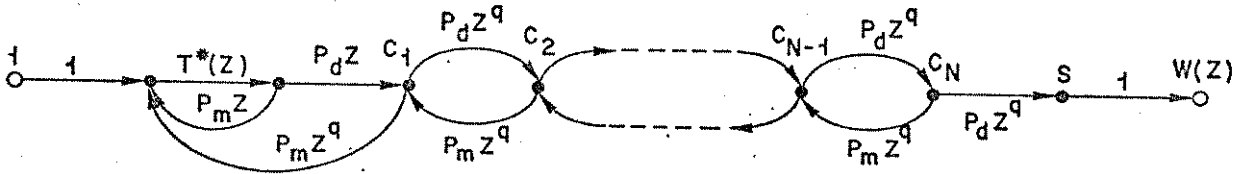


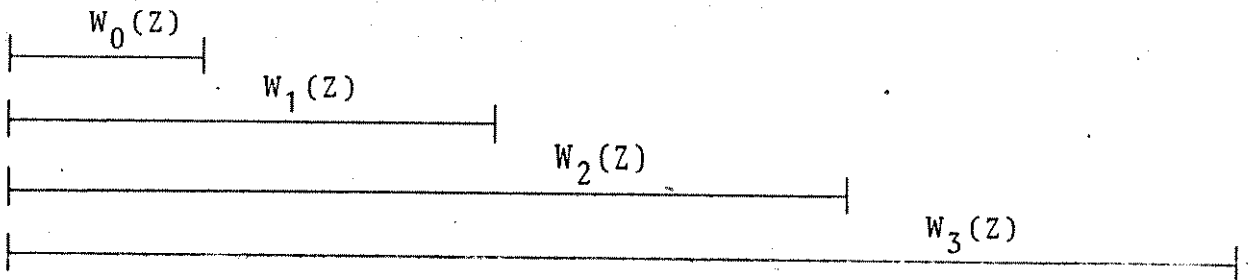
Fig. IV.12

onde $T^*(Z)$ é dada pela seguinte expressão:

$$T^*(Z) = [EZ + H(Z)]^{q-1} \tag{IV.11}$$

Reduzindo o fluxograma da Fig. IV.12, obtemos a seguinte expressão para $W(Z)$:

$$W(Z) = \frac{T^*(Z) \cdot P_d Z}{[1 - T^*(Z)P_m Z]} \cdot \left[\frac{P_d Z^q}{1 - \frac{T^*(Z)P_d P_m Z^{q+1}}{1 - T^*(Z)P_m Z}} \right] \cdot \left[\frac{P_d Z^q}{1 - \frac{P_d P_m Z^{2q}}{1 - \frac{T^*(Z)P_d P_m Z^{q+1}}{1 - T^*(Z)P_m Z}}} \right] \cdot \left[\frac{P_d Z^q}{1 - \frac{P_d P_m Z^{2q}}{1 - \frac{T^*(Z)P_d P_m Z^{q+1}}{1 - T^*(Z)P_m Z}}} \right] \dots$$



(IV.12)

Tendo em vista a dificuldade de se encontrar uma forma fechada para $W(Z)$, vamos definir uma função $W_N(Z)$ para cada número N de estados intermediários entre B e S. Na Tabela IV.4 apresentamos as expressões para $W_N(Z)$ apenas para $N = 0, 1, 2$ e 3 .

Tabela IV.4

N	$W_N(Z)$
0	$\frac{T^*(Z)P_d Z}{1 - T^*(Z)P_m Z}$
1	$\frac{T^*(Z)P_d^2 Z^{q+1}}{1 - T^*(Z)P_m Z [1 + P_d Z^q]}$
2	$\frac{T^*(Z)P_d^3 Z^{2q+1}}{1 - T^*(Z)P_m Z [1 + P_d Z^q - P_d P_m Z^{2q}] - P_d P_m Z^{2q}}$
3	$\frac{T^*(Z)P_d^4 Z^{3q+1}}{1 - T^*(Z)P_m Z [1 + P_d Z^q - 2P_d P_m Z^{2q} - P_d^2 P_m Z^{3q}] - 2P_d P_m Z^{2q}}$

A cada função de transferência $W_N(Z)$ corresponderá um tempo médio de recuperação de sincronismo, que designaremos por \bar{t}_{spN} .

Na Tabela IV.5, apresentamos os valores de \bar{t}_{spN} para $N = 0, 1, 2$ e 3 .

Tabela IV.5

N	\bar{t}_{spN} [quadros]
0	$\frac{\bar{t}_{s1p}}{P_d}$
1	$\frac{\bar{t}_{s1p}}{P_d^2} + \frac{1}{P_d}$
2	$\bar{t}_{s1p} \left\{ \frac{1 - P_d + P_d^2}{P_d^3} \right\} + \frac{1 + P_d}{P_d^2}$
3	$\bar{t}_{s1p} \left\{ \frac{1 - 2P_d + 2P_d^2}{P_d^4} \right\} + \frac{1 + 2P_d^2}{P_d^3}$

É importante salientar que essas expressões de \bar{t}_{spN} dependem do valor obtido para \bar{t}_{s1p} na sua forma aproximada. Se fosse possível obter \bar{t}_{s1p} de maneira simples e genérica, este tempo médio certamente tomaria valores diferentes para cada N assumido, o que implicaria em resultados diferentes para os tempos \bar{t}_{spN} dados na Tabela IV.5 acima.

CAPÍTULO V

ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO

TIPO IV

V.1 - INTRODUÇÃO

Neste capítulo, estudaremos uma estratégia que possui a regra de decisão, para transição entre estados, distinta das es tr at é g i a s anteriormente apresentadas.

Trabalharemos com apenas um limiar de decisão λ , utilizando-o na obtenção das probabilidades P_d , P_m e P_F . As hipóteses anteriormente assumidas continuam válidas para o cálculo destas probabilidades, cujas expressões são reescritas abaixo:

$$P_d = \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} P_e^i (1-P_e)^{M-i} \quad (V.1)$$

$$P_m = 1 - P_d = \sum_{i=\lambda+1}^M \binom{M}{i} P_e^i (1-P_e)^{M-i} \quad (V.2)$$

$$P_F = \frac{1}{2^M} \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} \quad (V.3)$$

A estratégia do Tipo IV foi apresentada por Scholtz [11] que, todavia, não analisou o seu desempenho sob o ponto de vista dos parâmetros estatísticos \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s .

V.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DO TIPO IV

Supondo que o sistema se encontra inicialmente em sin cr on is mo, este realiza um número máximo de J testes consecutivos, um a cada período de quadro, com o objetivo de contar as PU's de de te ct ad as. Quando as K primeiras PU's são detectadas dentro dos J testes possíveis, o sistema permanece em sincronismo e reinicia um novo ciclo de no máximo J testes. Portanto, para ocorrer a con fir ma ç ã o do sincronismo, o sistema gasta um tempo de no mí n i m o K e no máximo J períodos de quadros. Se os J testes con se cu t i v os são completados com menos de K detecções de PU, o sis te ma sai do sincronismo e inicia o processo de aquisição bit - a - bit da PU.

A técnica utilizada para a recuperação do sincronismo

de quadro, nesta estratégia, pode ser representada por qualquer um dos algoritmos de aquisição de sincronismo apresentados nos capítulos anteriores. Como estamos mais interessados em medir o desempenho da parte da estratégia descrita no parágrafo anterior, vamos utilizar uma técnica para a aquisição do sincronismo bem simples. Assim que uma PU é detectada durante a aquisição, o sistema entrará imediatamente em sincronismo, iniciando o ciclo de J testes de PU.

V.2.1 - Representação Esquemática

A estratégia do Tipo IV, colocada sob a forma do diagrama padrão dado no Capítulo I, resulta na Fig. V.1.

As probabilidades associadas a cada ramo do diagrama são definidas como:

p: probabilidade de detecção de uma PU falsa ou verdadeira, assumindo os valores de P_F ou P_d para cada um destes eventos, respectivamente.

$A_i = \binom{i-1}{K-1} p^K (1-p)^{i-K}$; $K \leq i \leq J$, probabilidade de se obter exatamente K detecções de PU no i-ésimo quadro consecutivo testado.

$E = \sum_{i=0}^{K-1} \binom{J}{i} p^i (1-p)^{J-i}$, probabilidade do sistema não obter K detecções de PU até o J-ésimo quadro consecutivo testado.

Note que esta estratégia possui um único ramo ligando diretamente o estado S ao B, não existindo, portanto, estados intermediários de pré-alarmedo. Todos os testes de PU são realizados no próprio estado S ou no estado de busca B.

V.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos

A secção do diagrama esquemático da Fig. V.1 composta pelo estado B, incluindo seu ramo de realimentação própria, até o estado S, pode ser representada pelo Algoritmo de Aquisição

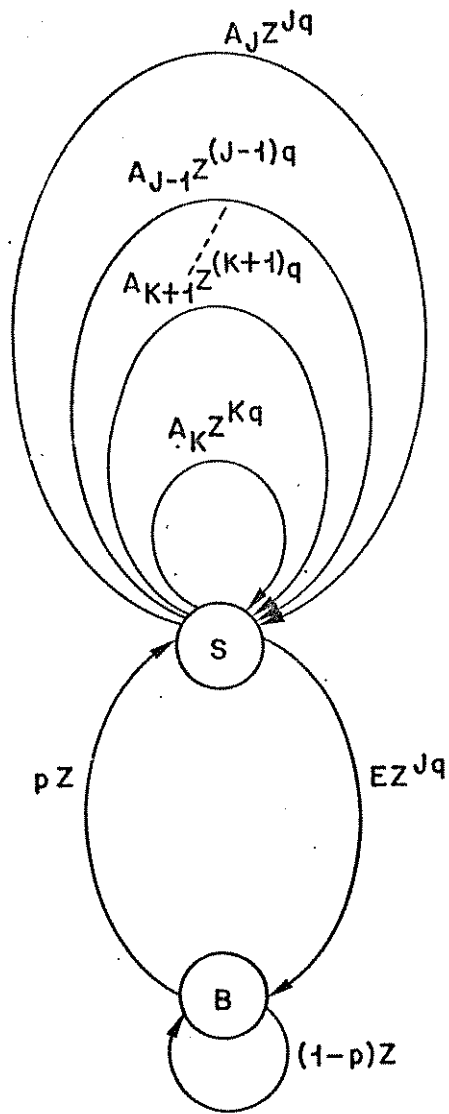


Fig. V.1

de Sincronismo de Quadro:

- a) $t \leftarrow 1$
- b) se $H(r(t), PU) \leq \lambda$, vá para d)
- c) $t \leftarrow t+1$, retorne a b)
- d) saída: "PU encontrada no tempo t".

Conforme já mencionado, estamos usando um algoritmo de aquisição de sincronismo bastante simples para esta estratégia, pois o objetivo aqui é estudar o desempenho do algoritmo de retenção de sincronismo.

A secção do diagrama composta pelo estado S, incluindo seus ramos de realimentação, até o estado B, pode ser representada pelo Algoritmo de Verificação de Sincronismo de Quadro:

- a) $\tau \leftarrow t_0$, $i \leftarrow 0$, $k \leftarrow 0$
- b) $\tau \leftarrow \tau + M + D$, $i \leftarrow i + 1$
- c) se $H(r(\tau), PU) \leq \lambda$, faça $k \leftarrow k + 1$
- d) se $k \geq K$, retorne a a)
- e) se $i < J$, retorne a b)
- f) declara a perda do sincronismo e inicia o algoritmo de aquisição de sincronismo de quadro.

O contador representado por "i" neste algoritmo conta o número de testes consecutivos da PU, enquanto o contador "k" conta o número de detecções de PU. As demais variáveis que compõem estes dois algoritmos são as mesmas já definidas anteriormente.

V.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_r de retenção de sincronismo de quadro pode ser obtido a partir da função de transferência $P(Z)$ do fluxograma representativo do algoritmo de verificação de sincronismo. Esta função de transferência é obtida aplicando-se um impulso unitário no estado S e observando-se a resposta no estado B, no seguinte fluxograma:

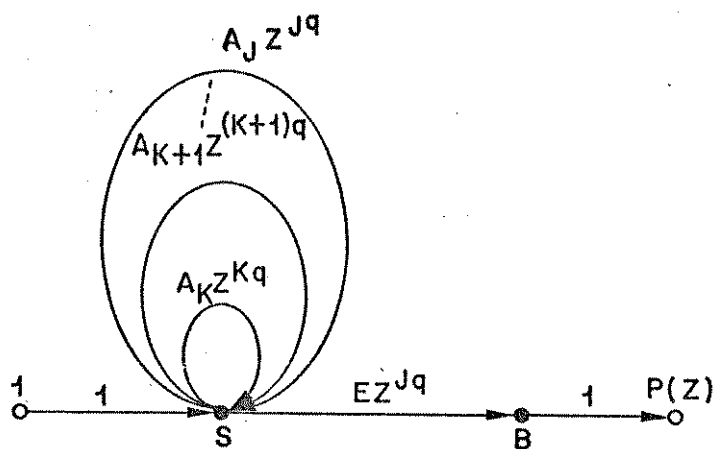


Fig. V.2

Pode-se mostrar que:

$$P(Z) = \frac{EZ^{Jq}}{1 - \sum_{i=K}^J A_i Z^{iq}} \quad (V.4)$$

Tendo em vista que

$$E = 1 - \sum_{i=K}^J A_i,$$

temos:

$$P(1) = \frac{E}{1 - \sum_{i=K}^J A_i} = 1$$

Como era de se esperar, pois o percurso $S \rightarrow B$ é um evento certo, a menos que a probabilidade de erro de bit seja nula.

Derivando $P(Z)$ em Z e fazendo $Z=1$, obtemos o tempo médio de retenção:

$$\bar{t}_r = J + \frac{\sum_{i=K}^J i \cdot A_i}{E} \quad [\text{quadros}] \quad (V.5)$$

É importante salientar que no cálculo das probabilidades associadas ao \bar{t}_r , estamos supondo que o sistema encontra-se em sincronismo e calculando o tempo médio para este atingir o estado B. Este evento está relacionado com a taxa de erro de bit do canal, P_e , portanto, a probabilidade p de detectar uma PU é igual a P_d .

V.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO

A expressão da função de transferência $P(Z)$, calculada genericamente no item anterior, também nos fornece informações para a obtenção do tempo médio \bar{t}_d de detecção da perda de sincronismo. Seguindo um procedimento análogo ao cálculo de \bar{t}_r , obtemos a seguinte expressão para \bar{t}_d :

$$\bar{t}_d = J + \frac{\sum_{i=K}^J i \cdot A_i}{E} \quad [\text{quadros}] \quad (V.6)$$

A diferença básica entre as expressões de \bar{t}_d e \bar{t}_r está na definição da probabilidade p de detecção de uma PU. No cálculo de \bar{t}_d estamos supondo que o sistema se encontra fora de sincronismo no estado S, e calculando o tempo médio para este chegar ao estado B. Portanto, a probabilidade p que entra no cálculo dos A_i 's e de E, deve ser igual à probabilidade P_F de falsa detecção. Todas as suposições feitas no Capítulo II continuam válidas para a obtenção de P_F .

V.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

Desdobrando o diagrama esquemático da Fig. V.1 em duas partes distintas conectadas pelo estado B, podemos calcular o tempo médio \bar{t}_s de recuperação de sincronismo de quadro. Quando o sistema se encontra no estado B, em busca livre, a cada falsa detecção da PU, ele entrará no diagrama "fantasma". Assim que a PU verdadeira for detectada, ele se deslocará do estado B diretamente para o estado S, entrando em sincronismo. Passando isto tudo

para uma forma esquemática, obtemos:

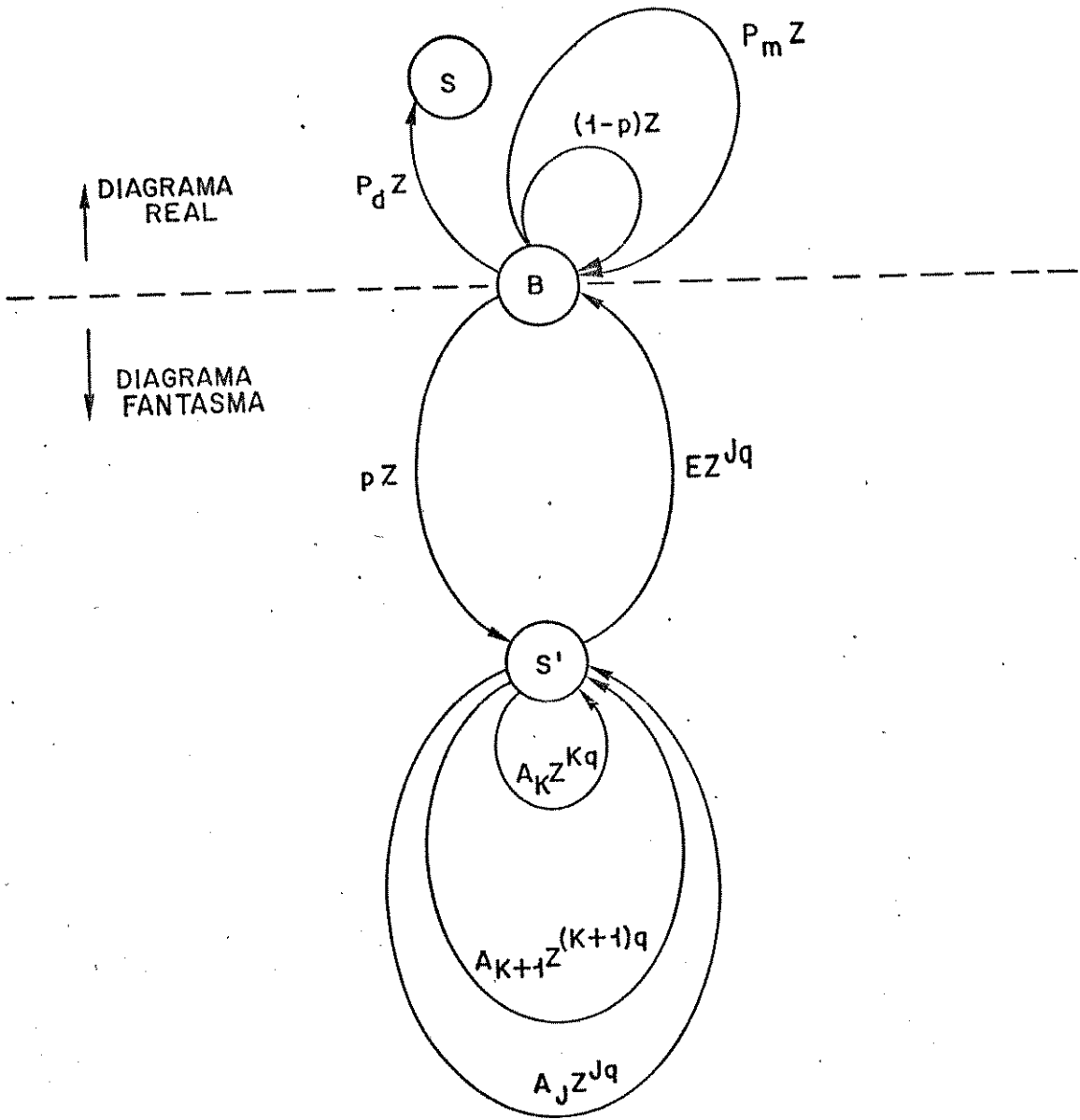


Fig. V.3

As probabilidades A_i 's, E e p são as mesmas definidas para o cálculo do tempo médio de detecção da perda de sincronismo, ou seja, são aquelas obtidas quando $p = P_F$.

V.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$

Supondo que o sistema alcança aleatoriamente o estado B, com a $r(t)$ do correlador em qualquer posição dentro do quadro, o tempo médio \bar{t}_{s1} de recuperação de sincronismo é calculado sobre o caminho entre o estado B, incluindo seu ramo $(1-p)Z$ de realimentação própria, e o estado S. Quando o correlador encontra-se exatamente alinhado com a PU verdadeira, o sistema se desloca para o estado S com probabilidade igual a 1, já que $P_d = 1$. Assumindo as hipóteses acima, obtemos o seguinte diagrama esquemático:

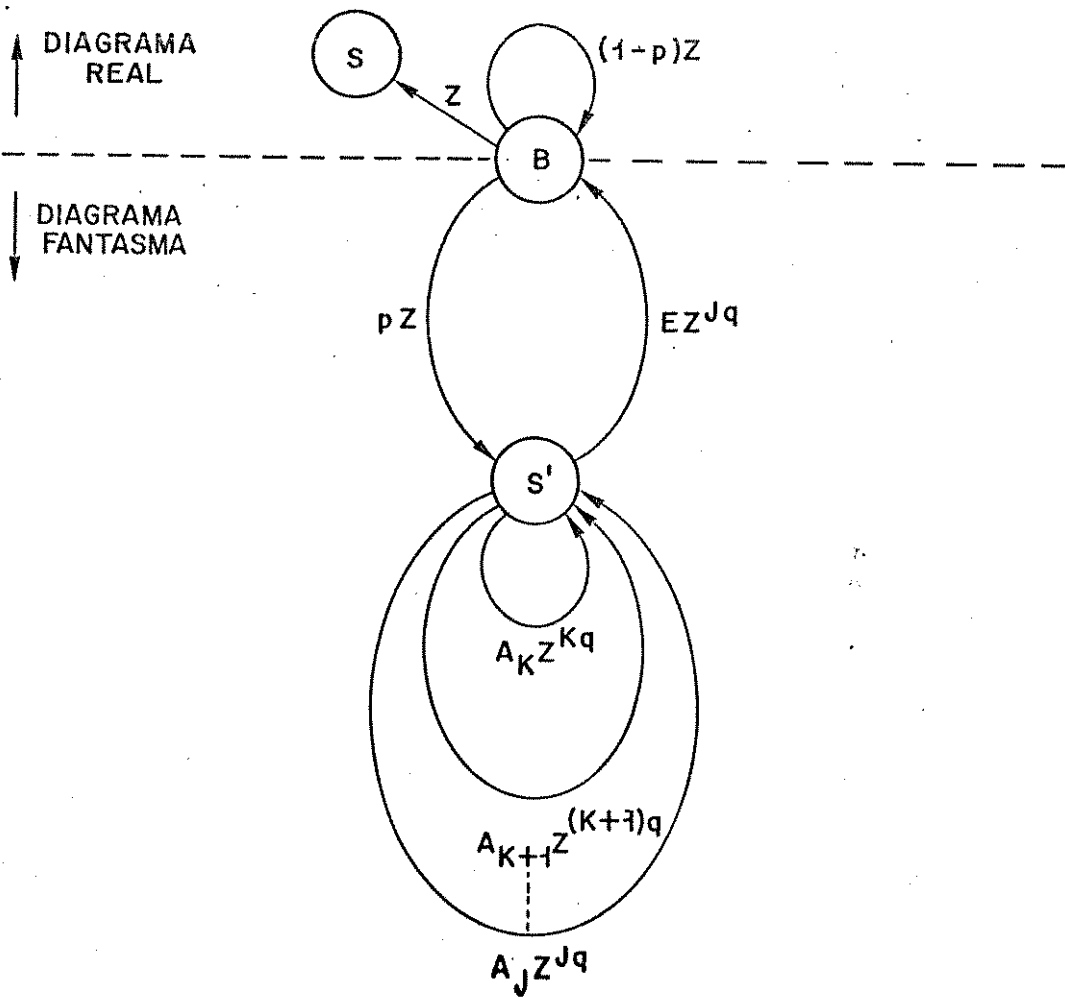


Fig. V.4

Para o cálculo da função de transferência $H(Z)$ representativa da secção referente ao diagrama "fantasma" da Fig. V.4, podemos dividir o estado B em dois estados auxiliares, B_1 e B_2 . A subsecção do diagrama que vai do estado S' , incluindo seus ramos de realimentação, até o estado B, é representada pela expressão, já obtida, da função de transferência $P(Z)$. Assim, o fluxograma para a obtenção de $H(Z)$ é dado por:

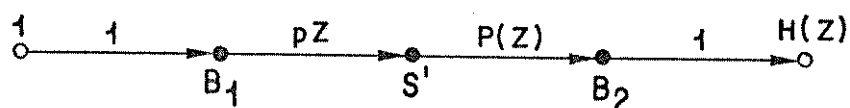


Fig. V.5

Portanto,

$$H(Z) = P(Z) \cdot p \cdot Z \tag{V.7}$$

ou, substituindo $P(Z)$ pela expressão (V.4):

$$H(Z) = \frac{p \cdot E \cdot Z^{Jq+1}}{1 - \sum_{i=K}^J A_i Z^{iq}} \tag{V.8}$$

Com o auxílio de $H(Z)$, podemos transformar o diagrama "fantasma" da Fig. V.4 em um único ramo de realimentação em B, reduzindo o diagrama total para a forma da Fig. V.6; e, reestruturando essa mesma figura, de maneira a torná-la uma cadeia de Markov, e introduzindo as q entradas possíveis do sistema no estado B, obtemos a forma da Fig. V.7.

Seguindo raciocínio análogo ao utilizado nos capítulos anteriores, pode-se mostrar que a função de transferência $T(Z)$, que define o comportamento do fluxograma da Fig. V.7, é dada por:

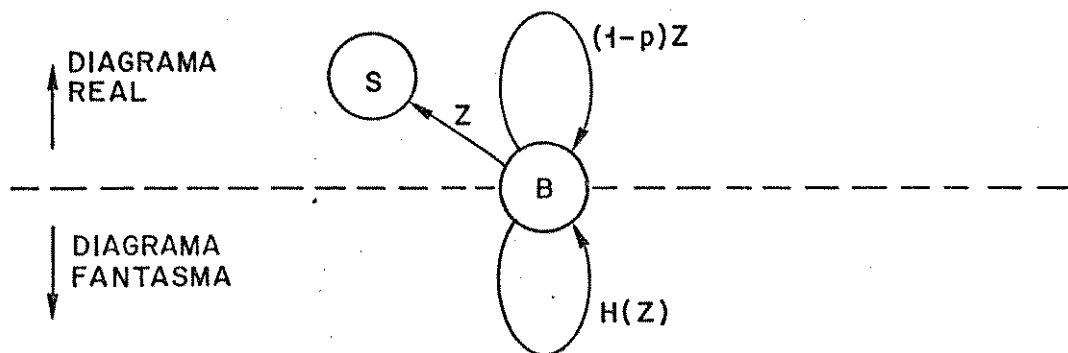


Fig. V.6

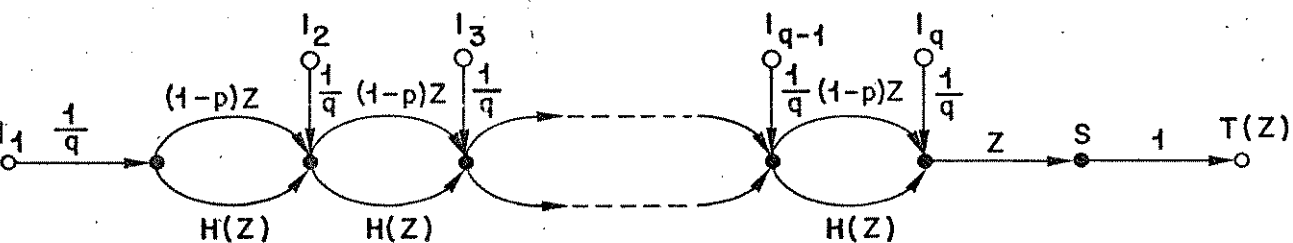


Fig. V.7

$$T(Z) = \frac{Z}{q} \cdot \sum_{i=1}^q [(1-p)Z + H(Z)]^{q-i} \quad (V.9)$$

Derivando $T(Z)$, substituindo p por P_F e Z por 1 , obtemos o tempo médio \bar{t}_{s1} :

$$\bar{t}_{s1} = \frac{1}{q} + \frac{(q-1)}{2q} \{ 1 + P_F \cdot q \cdot \bar{t}_d \} \quad [\text{quadros}] \quad (V.10)$$

Da expressão (V.10), observamos que com a diminuição da probabilidade de falsa detecção da PU, a dependência de \bar{t}_{s1} em relação ao tempo médio de detecção da perda de sincronismo, \bar{t}_d , também diminui.

V.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro, para $P_d = 1$, no Pior Caso

Conforme já vimos, o pior caso para recuperação de sincronismo ocorre quando o sistema chega ao estado B e realiza o primeiro teste de PU um bit atrasado em relação à posição correta da PU dentro do quadro. Para calcularmos o tempo médio \bar{t}_{s1p} de recuperação de sincronismo para $P_d = 1$, no pior caso, reproduzimos aqui o fluxograma da Fig. V.7, com apenas sua entrada mais crítica:

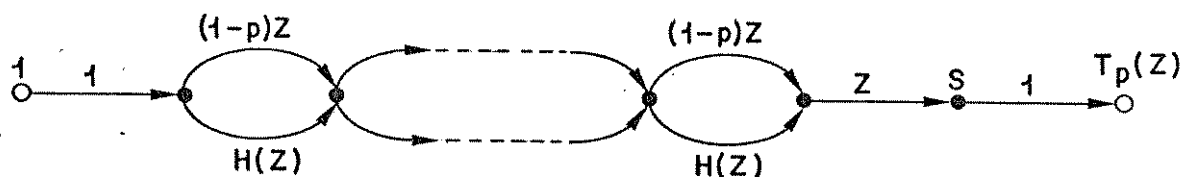


Fig. V.8

onde:

$$T_p(Z) = Z[(1-p)Z + H(Z)]^{q-1} \tag{V.11}$$

Derivando $T_p(Z)$, obtemos:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \{1 + P_F \cdot q \cdot \bar{t}_d\} \quad [\text{quadros}] \tag{V.12}$$

Observe que \bar{t}_{s1p} difere de \bar{t}_{s1} apenas por um fator $1/2$ no segundo termo de suas expressões, como era de se esperar.

V.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para o Pior Caso e $P_d \leq 1$

Mantendo-se a hipótese de pior caso para a recuperação do sincronismo e assumindo que P_d pode tomar qualquer valor entre zero e um, vamos calcular o tempo médio \bar{t}_{sp} a partir da função de transferência $W(Z)$ que caracteriza o seguinte diagrama esquemático reduzido:

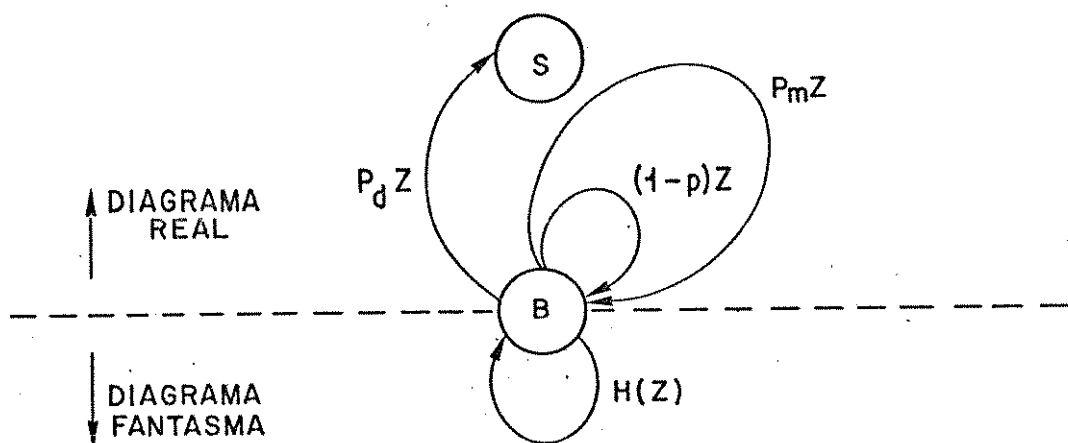


Fig. V.9

Quando o sistema chega ao estado B, ele realizará $(q-1)$ testes de PU neste estado até que o correlador se posicione sobre a PU verdadeira dentro do quadro. Nesta posição, o correlador pode detectar ou não a PU; caso não a encontre, o sistema reiniciará a busca bit-a-bit da PU até que ocorra nova sobreposição da PU verdadeira no quadro. Novamente o correlador detectará ou não a PU, repetindo o procedimento anterior. Detectada a PU, o sistema se deslocará para o estado S, em sincronização de quadro.

Colocando a Fig. V.9 sob a forma de fluxograma, obtemos o diagrama da Fig. V.10.

É fácil ver que:

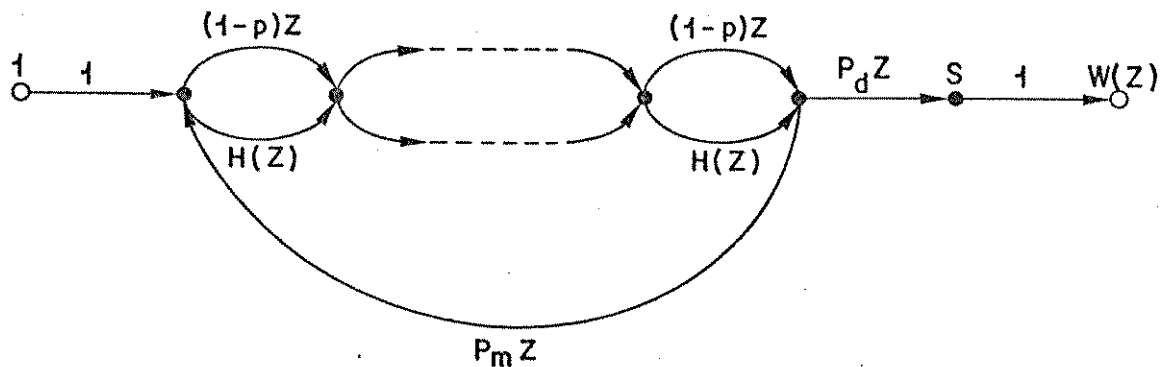


Fig.: V.10

$$W(Z) = \frac{P_d \cdot T_p(Z)}{1 - P_m \cdot T_p(Z)} \quad (V.13)$$

de onde obtemos a seguinte expressão para o tempo médio \bar{t}_{sp} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d \leq 1$ no pior caso:

$$\bar{t}_{sp} = \frac{\bar{t}_{s1p}}{P_d} \quad [\text{quadros}] \quad (V.14)$$

CAPÍTULO VI

ESTRATÉGIA DE SINCRONIZAÇÃO DE QUADRO

TIPO V

VI.1 - INTRODUÇÃO

A estratégia de sincronização de quadro do Tipo V é uma versão aprimorada da estratégia apresentada no Capítulo V. A modificação introduzida na estratégia do Tipo IV visa melhorar o seu desempenho em relação ao tempo médio de detecção de perda de sincronismo, sem que, contudo, ocorra uma degradação no tempo de retenção.

Esta estratégia opera com um único limiar de decisão λ , portanto, as probabilidades P_F , P_d e P_m definidas em função deste limiar, permanecem com as mesmas expressões dadas no capítulo anterior.

VI.2 - REPRESENTAÇÃO DA ESTRATÉGIA DE SINCRONISMO DO TIPO V

Supondo, inicialmente, que o sistema se encontra em sincronismo de quadro, este realiza em número máximo J de testes consecutivos de PU, um a cada período de quadro. Quando K PU's são detectadas antes de se completar os J testes, o sistema permanece em sincronismo de quadro, reiniciando um novo ciclo de no máximo J testes consecutivos. Conclui-se, portanto, que para o correr a confirmação do sincronismo, o sistema gasta no mínimo K e no máximo J períodos de quadro.

Quando (J-K+1) testes consecutivos são completados sem que o corra uma única detecção de PU, o sistema obviamente já pode iniciar a busca bit-a-bit, pois ele não mais conseguirá completar as K detecções da PU nos testes restantes. Assim, a partir do (J-K+1)-ésimo teste de PU, o sistema já poderá tomar a decisão de iniciar ou não a busca livre. Isto implica que para iniciar a busca bit-a-bit da PU, o sistema gasta no mínimo (J-K+1) e no máximo J períodos de quadro.

Qualquer algoritmo de aquisição anteriormente apresentado pode ser utilizado nesta estratégia, sem a necessidade de qualquer adaptação. Como nosso interesse se restringe ao desempenho da parte do algoritmo de verificação de sincronismo, utilizaremos uma técnica bem simples para o processo de aquisição. Isto é, assim que uma PU for detectada, durante a aquisição, o sistema

entrará imediatamente em sincronismo, iniciando o ciclo de no máximo J testes consecutivos de PU.

VI.2.1 - Representação Esquemática

Assim como as demais, a estratégia do Tipo V pode ser colocada na forma do diagrama padrão proposto no Capítulo I, onde as probabilidades genéricas associadas a cada ramo são dadas por:

p : probabilidade de detecção de uma PU falsa ou verdadeira, assumindo os valores P_F ou P_D para cada um destes eventos, respectivamente.

A_i : $i=K, K+1, \dots, J$, probabilidade de se obter exatamente K detecções de PU no i -ésimo quadro consecutivo testado, sendo dada por:

$$A_i = \binom{i-1}{K-1} p^K (1-p)^{i-K} \quad K \leq i \leq J \quad (\text{VI.1})$$

E_i = $i = J-K+2, J-K+1, \dots, J$, probabilidade do sistema iniciar a busca livre no i -ésimo teste realizado, quando o número de testes que faltam ser realizados for menor que o número de detecções de PU que faltam para completar as K confirmações, sendo dada por:

$$E_i = \binom{i-1}{J-K} p^{i-J+K-1} \cdot (1-p)^{J-K+1} \quad J-K+1 \leq i \leq J \quad (\text{VI.2})$$

A representação desta estratégia sob a forma esquemática, então, será a dada na Fig. VI.1.

À semelhança da estratégia Tipo IV, esta também não possui estados intermediários de pré-alarme, mas vários ramos paralelos ligando o estado S ao estado B. Todos os testes de PU são realizados no próprio estado S ou no estado de busca B.

VI.2.2 - Representação sob Forma de Algoritmos

A exemplo da estratégia anterior, a estratégia do Tipo V pode também utilizar qualquer algoritmo de aquisição de sincro

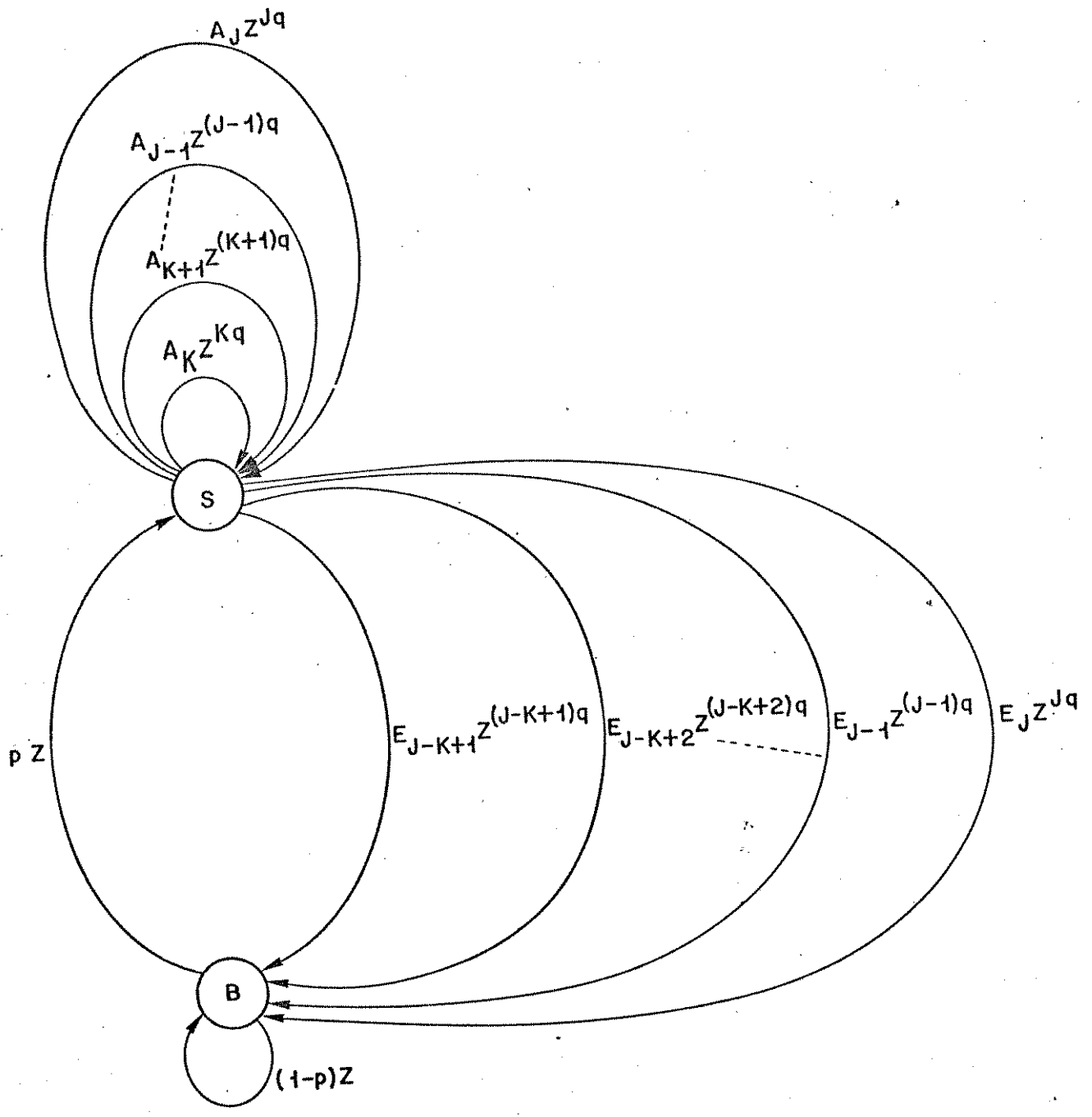


Fig. VI.1

nismo. Visando simplificar a análise em relação ao algoritmo de verificação de sincronismo, estamos utilizando um Algoritmo de Aquisição de Sincronismo de Quadro bem simples, dado por:

- a) $t \leftarrow 1$
- b) se $H(r(t), PU) \leq \lambda$, vá para d)
- c) $t \leftarrow t+1$, retorne a b)
- d) saída: "PU encontrada no tempo t".

A secção do diagrama esquemático composta pelo estado S, incluindo seus ramos de realimentação, até o estado B, é representada pelo seguinte Algoritmo de Verificação de Sincronismo de Quadro:

- a) $\tau \leftarrow t_0$, $i \leftarrow 0$, $k \leftarrow 0$
- b) $\tau \leftarrow \tau+M+D$, $i \leftarrow i+1$
- c) se $H(r(\tau), PU) \leq \lambda$, faça $k \leftarrow k+1$
- d) se $k \geq K$, retorne a a)
- e) se $i \leq J-(K-k)$, retorne a b)
- f) declara a perda do sincronismo e inicia o algoritmo de aquisição de sincronismo de quadro

Todas as variáveis aqui utilizadas já foram definidas nos capítulos anteriores. A única diferença entre este algoritmo de verificação de sincronismo e o da estratégia do Tipo IV, está na alteração do item e), que diminui o tempo gasto de detecção da perda do sincronismo.

VI.3 - TEMPO MÉDIO DE RETENÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

Colocando o algoritmo de verificação de sincronismo sob a forma do fluxograma, dado na Fig. VI.2, podemos calcular a função de transferência $P(Z)$ que o representa.

É fácil ver que a função de transferência $P(Z)$, obtida através da redução do fluxograma da Fig. VI.2, será dada por:

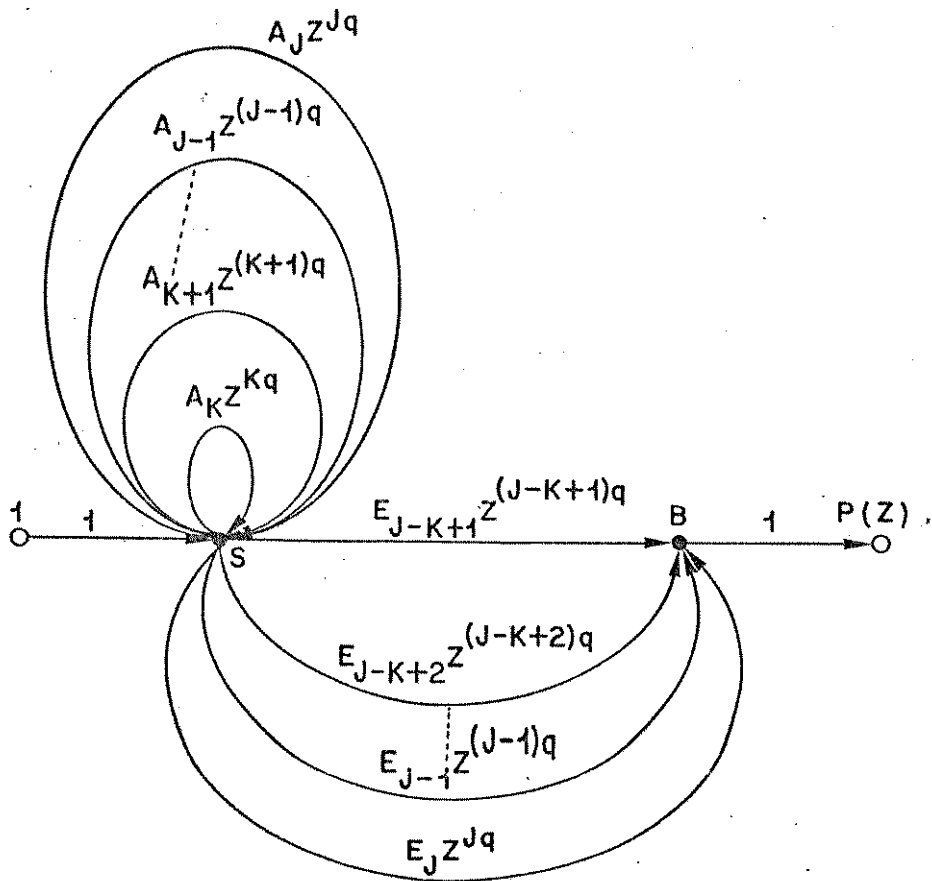


Fig. VI.2

$$P(Z) = \frac{\sum_{i=J-K+1}^J E_i Z^{iq}}{1 - \sum_{i=K}^J A_i Z^{iq}} \quad (VI.3)$$

Podemos notar também que, para $P_d < 1$, temos:

$$P(1) = \frac{\sum_{i=J-K+1}^J E_i}{1 - \sum_{i=K}^J A_i} = 1 \quad (VI.4)$$

pois, neste caso:

$$\sum_{i=J-K+1}^J E_i = 1 - \sum_{i=K}^J A_i \neq 0 \quad (VI.5)$$

O tempo médio \bar{T}_r de retenção de sincronismo também pode ser obtido a partir da $P(Z)$, derivando-a em Z e substituindo Z por 1, resultando na seguinte expressão:

$$\bar{t}_r = \frac{\sum_{i=J-K+1}^J i \cdot E_i + \sum_{i=K}^J i \cdot A_i}{\sum_{i=J-K+1}^J E_i} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{VI.6})$$

No cálculo de \bar{t}_r , estamos supondo que o sistema encontra-se inicialmente em sincronismo e calculando o tempo médio para este sair do estado S e chegar ao B. Portanto, analogamente ao capítulo anterior, a probabilidade p é igual a P_d nos cálculos das probabilidades A_i 's, E_i 's.

VI.4 - TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DA PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO

A função de transferência $P(Z)$, dada pela expressão (VI.3), também fornece informações para a obtenção do tempo médio \bar{t}_d de detecção da perda de sincronismo. Realizando um procedimento análogo ao do item anterior, obtemos a seguinte expressão para \bar{t}_d :

$$\bar{t}_d = \frac{\sum_{i=J-K+1}^J i \cdot E_i + \sum_{i=K}^J i \cdot A_i}{\sum_{i=J-K+1}^J E_i} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{VI.7})$$

Para o cálculo de \bar{t}_d , estamos supondo que o sistema se encontra inicialmente fora de sincronismo e calculando o tempo médio para ele sair do estado S e chegar a B. Logo, a probabilidade p está associada a P_F , para os cálculos das demais probabilidades envolvidas na expressão de \bar{t}_d . As hipóteses feitas no Capítulo II, para o cálculo de P_F , permanecem válidas aqui.

VI.5 - TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO

O tempo médio \bar{t}_s de recuperação de sincronismo de quadro pode ser calculado a partir do desdobramento da Fig. VI.1 em duas seções conectadas pelo estado B. Uma parte é o diagrama real, onde o sistema entra sempre que realiza uma detecção corre

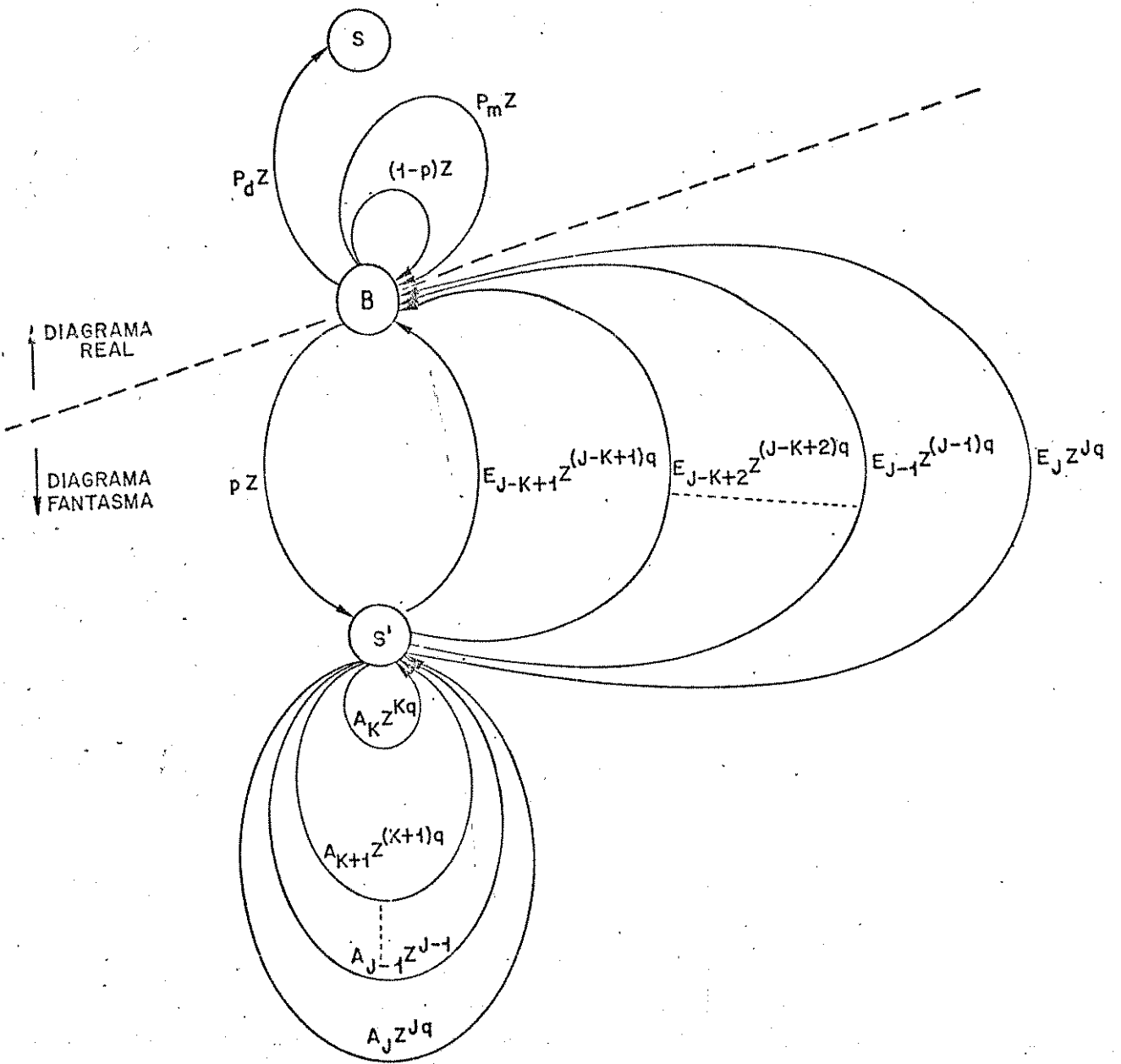


Fig. VI.3

ta da PU. A outra é o diagrama "fantasma", para onde o sistema se desloca quando ocorre uma falsa detecção de PU. A esquematização desse diagrama desdobrado é dada pela Fig. VI.3.

As probabilidades A_i 's, E_i 's e p são definidas em relação à probabilidade P_F de falsa detecção de PU. A partir desses dados, podemos obter o tempo médio de recuperação de sincronismo para $P_d = 1$, particularizando em seguida para o pior caso e, finalmente, para $P_d \leq 1$, no pior caso.

VI.5.1 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$

Supondo $P_d = 1$ ($P_m = 0$), o diagrama da Fig. VI.3 se reduz

a:

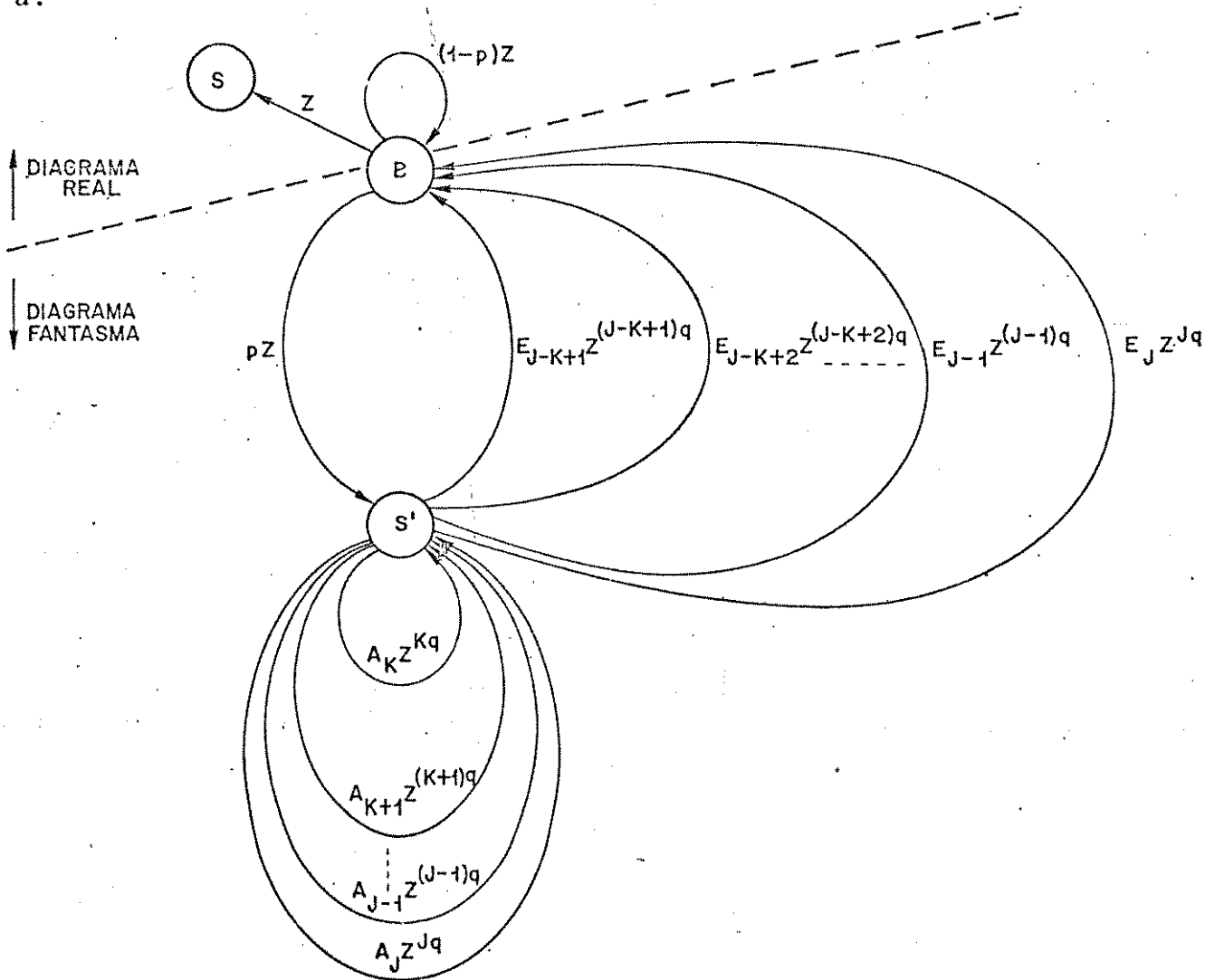


Fig. VI.4

Neste caso, o tempo médio \bar{t}_{S1} de recuperação de sincronismo pode ser calculado transformando-se o diagrama da Fig. VI.4 num fluxograma e calculando o tempo médio para o sistema ir do estado B ao estado S.

Para facilitar a obtenção do fluxograma, vamos inicialmente calcular a função de transferência $H(Z)$ da parte relativa ao diagrama "fantasma". Para tanto, vamos desdobrar o estado B em dois estados auxiliares, B_1 e B_2 , de forma que o fluxograma se reduza a:

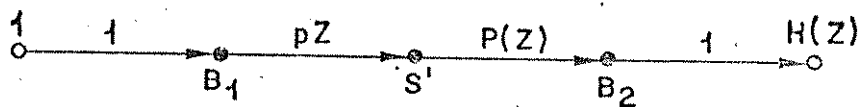


Fig. VI.5

onde $P(Z)$, dada pela expressão (VI.3), representa a sub-seção do diagrama fantasma que vai do estado S' , incluindo seus ramos de realimentação, até o estado B. A função de transferência $H(Z)$ será, então, expressa por:

$$H(Z) = P(Z) \cdot p \cdot Z \tag{VI.8}$$

ou, substituindo $P(Z)$, temos:

$$H(Z) = \frac{p \cdot \sum_{i=J-K+1}^J E_i Z^{iq+1}}{1 - \sum_{i=K}^J A_i Z^{iq}} \tag{VI.9}$$

Podemos agora reduzir o diagrama "fantasma" da Fig. VI.4 em um único ramo de realimentação em B, de forma a obter a Fig. VI.6:

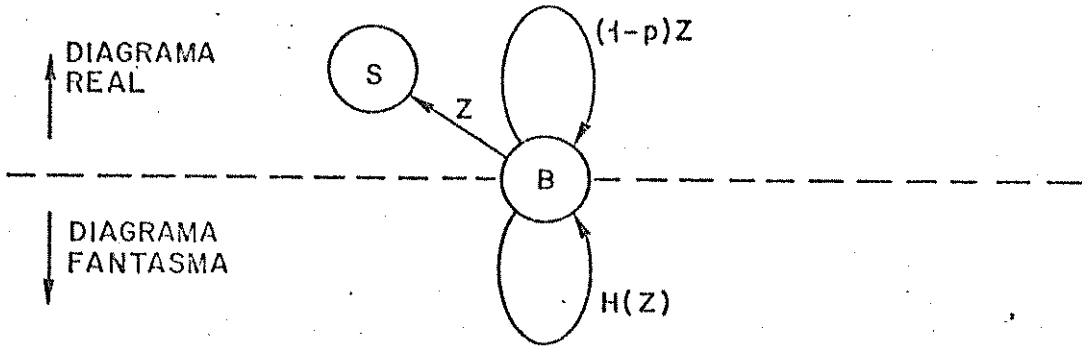


Fig. VI.6

Transformando o diagrama acima em uma cadeia de Markov e introduzindo todas as q entradas possíveis no estado B, temos:

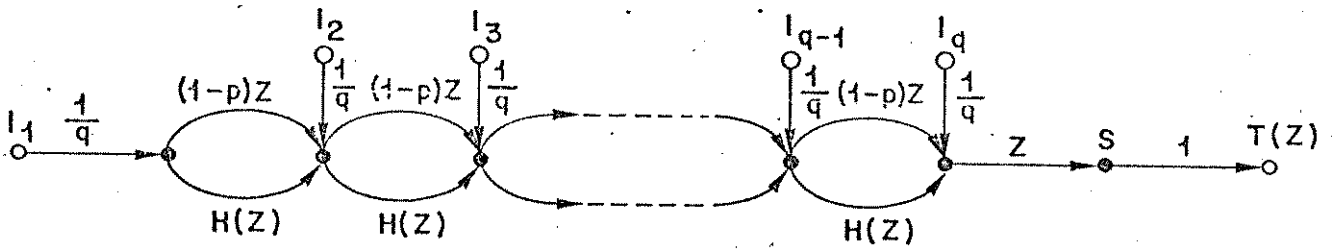


Fig. VI.7

Analogamente às estratégias descritas nos capítulos anteriores, a função de transferência $T(Z)$ será dada por:

$$T(Z) = \frac{Z}{q} \cdot \sum_{i=1}^q [(1-p)Z + H(Z)]^{q-i} \quad (VI.10)$$

O tempo médio \bar{t}_{s1} será, então, dado por:

$$\bar{t}_{s1} = \frac{1}{q} + \frac{(q-1)}{2q} \{1 + P_F \cdot q \cdot \bar{t}_d\} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{VI.11})$$

A menos das diferenças nas expressões de \bar{t}_d , esta estratégia possui a mesma expressão para \bar{t}_{s1} calculada a estratégia do Tipo IV.

VI.5.2 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d = 1$, no Pior Caso

O tempo médio \bar{t}_{s1p} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d = 1$, no pior caso, pode ser calculado tomando o fluxograma da Fig. VI.7, particularizado para apenas uma única entrada. É fácil ver que o fluxograma resultante que fornecerá a função de transferência $T_p(Z)$, para o pior caso, é dado por:

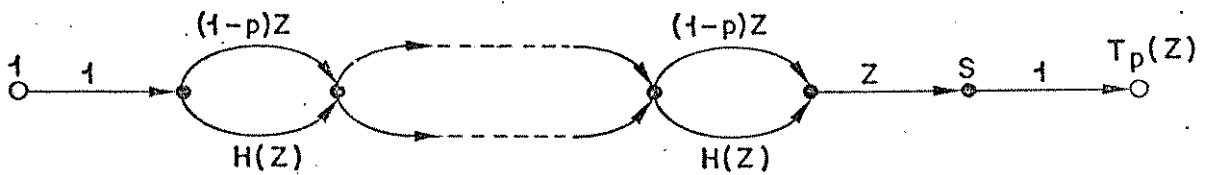


Fig. VI.8

Daí, obtemos facilmente:

$$T_p(Z) = Z \cdot [(1-p)Z + H(Z)]^{q-1} \quad (\text{VI.12})$$

onde $H(Z)$ é dada pela expressão (VI.9). A partir de $T_p(Z)$ obtemos a seguinte expressão para \bar{t}_{s1p} :

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \{1 + P_F \cdot q \cdot \bar{t}_d\} \quad [\text{quadros}] \quad (\text{VI.13})$$

VI.5.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro para $P_d \leq 1$, no Pior caso

Mantendo a hipótese de pior caso, para a recuperação de sincronismo, e tomando $P_d \leq 1$, podemos calcular o tempo médio \bar{t}_{sp} relativo ao seguinte diagrama esquemático reduzido:

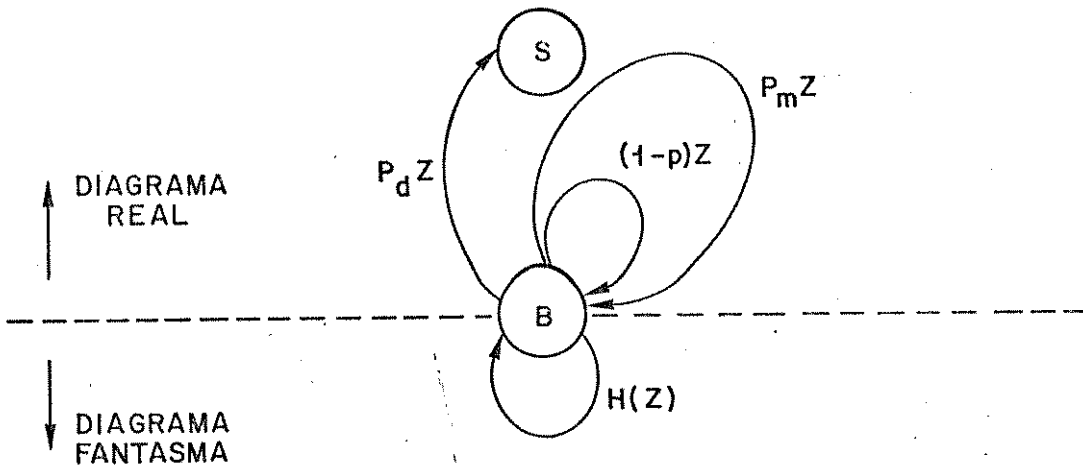


Fig. VI.9

Colocando este diagrama sob a forma de fluxograma, podemos calcular a função de transferência $W(Z)$ que o caracteriza, como mostrado na Fig. VI.10, a seguir:

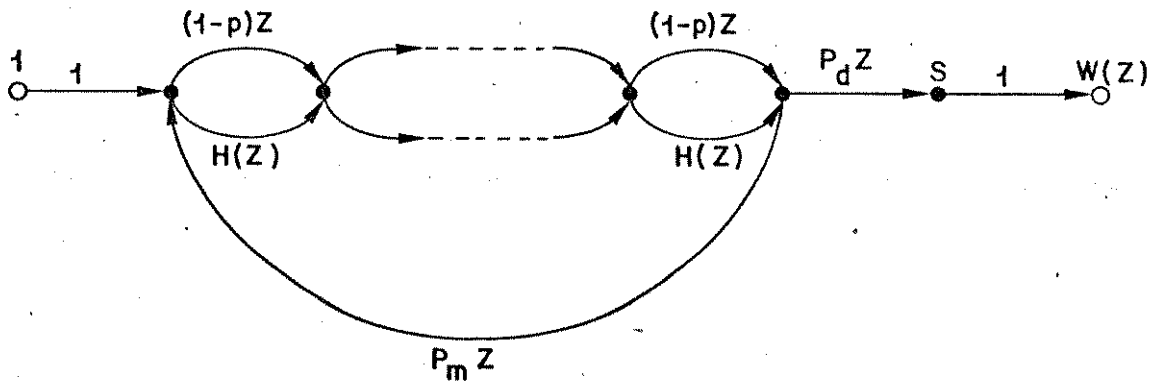


Fig. VI.10

É fácil ver que a função de transferência $W(Z)$ será dada por:

$$W(Z) = \frac{P_d \cdot T_p(Z)}{1 - P_m T_p(Z)} \quad (VI.14)$$

Da expressão acima, obtemos o tempo médio \bar{t}_{sp} de recuperação de sincronismo de quadro para $P_d \leq 1$, particularizado para o pior caso:

$$\bar{t}_{sp} = \frac{\bar{t}_{s1p}}{P_d} \quad [\text{quadros}] \quad (VI.15)$$

Note que apesar dos tempos médios de recuperação de sincronismo obtidos neste capítulo, possuírem as mesmas expressões derivadas no Capítulo V, eles se diferem devido às expressões de \bar{t}_d assumirem valores distintos em cada caso.

CAPÍTULO VII

TÉCNICA DE ABERTURA DE JANELA TEMPORAL,
AMBIGUIDADE DE FASE, TREMOR E
ESTAÇÕES DE REFERÊNCIA EM SISTEMAS AMDT

VII.1 - INTRODUÇÃO

Na sincronização de quadro em sistemas AMDT, ao contrário do que ocorre em sistemas PCM/TDM, é necessária a utilização de uma técnica de abertura de janela temporal para a detecção da PU de sincronismo. Isto porque o quadro nos sistemas AMDT é composto por surtos de dados independentes, separados por tempos de guarda, que variam ligeiramente em torno de suas posições nominais. Neste capítulo, abordaremos uma técnica simples e eficiente de abertura de janela temporal.

Serão aqui também estudadas as principais causas que provocam o tremor (jitter) presente no processo de detecção da PU, bem como um método para a resolução da ambiguidade de fase inerente na demodulação 4ϕ -PSK coerente.

Além disso, finalmente, apresentaremos uma forma de adaptação dos algoritmos de sincronização de quadro aos sistemas AMDT que utilizam dois surtos de referência, transmitidos por estações terrenas independentes.

VII.2 - TÉCNICA DE ABERTURA DE JANELA TEMPORAL PARA A DETECÇÃO DA PALAVRA ÚNICA

O processo de detecção da PU é realizado por um correlador digital como o da Fig. II.2, reproduzido por conveniência na Fig. VII.1.

A técnica de abertura de janela temporal tem como principal função a eliminação da falsa detecção da PU, durante a retenção do sincronismo, bem como auxiliar na aquisição da sincronização de quadro. Esta técnica utiliza-se do fato da palavra de sincronismo (PU) ser periódica e dos pulsos de falsa detecção estarem aleatoriamente distribuídos dentro do quadro. A técnica de abertura nada mais é do que um método de previsão da posição mais provável de ocorrência do pulso da PU seguinte à PU detectada num dado instante.

Pode-se entender facilmente a técnica de abertura através da utilização de uma estratégia de sincronização bem simples [1].

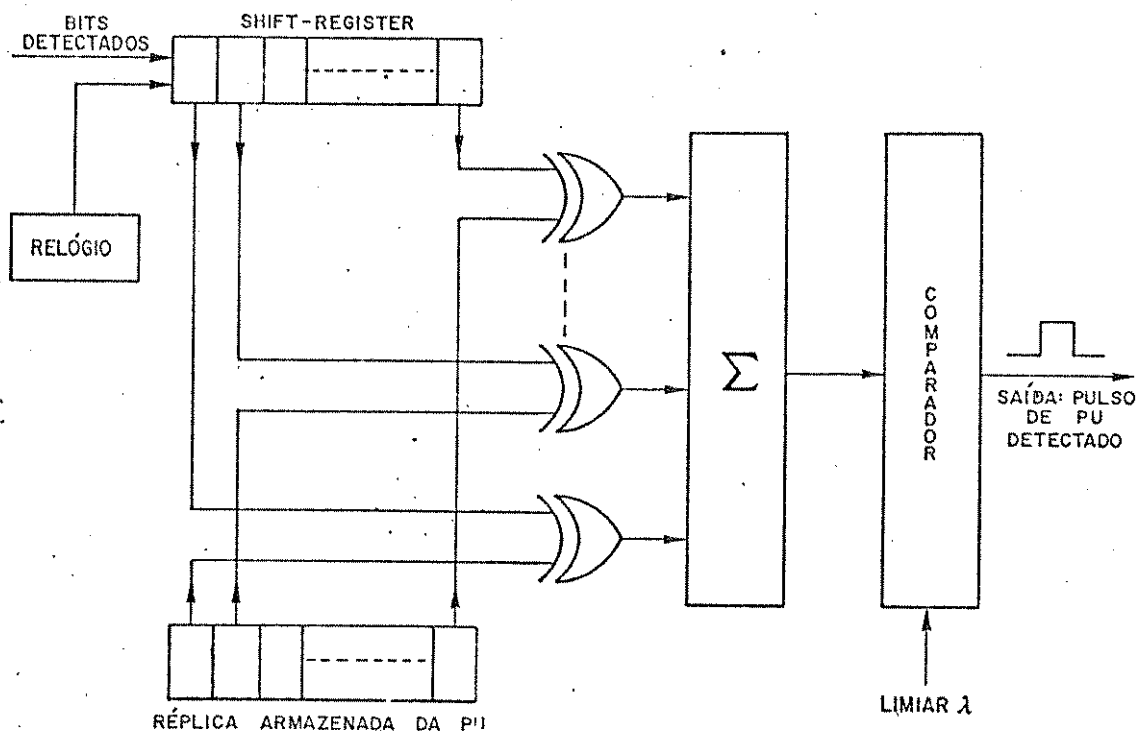


Fig. VII.1

O ciclo de aquisição da sincronização é iniciado pela primeira detecção do pulso de PU. Este pulso detectado pode ser o da PU verdadeira ou, mais provavelmente, uma falsa detecção. Um período de quadro mais tarde, uma janela temporal é aberta, centrada na posição mais provável de ocorrência de um pulso de PU. Durante o tempo entre a detecção do primeiro pulso de PU até a abertura da janela, a saída do comparador, dado na Fig. VII.1, é desativada, negligenciando-se, portanto, os pulsos de PU que ocorrerem durante este período. Se, durante a janela temporal formada, não existir um pulso de PU, o sistema retorna à procura bit-a-bit de uma outra PU. Caso um pulso de PU seja detectado dentro da janela, o sistema abrirá uma nova janela temporal um período de quadro após, em torno da posição mais provável de uma próxima detecção. Neste caso, dizemos que o sistema se encontra em sincronização.

Se considerarmos que a aquisição de sincronismo só é confirmada um período de quadro depois da detecção da PU, o tempo mínimo necessário para se adquirir o sincronismo será de um quadro.

Para uma melhor elucidação desta técnica, podemos colo

car esta estratégia, acima descrita, sob a forma do seguinte diagrama temporal [1]:

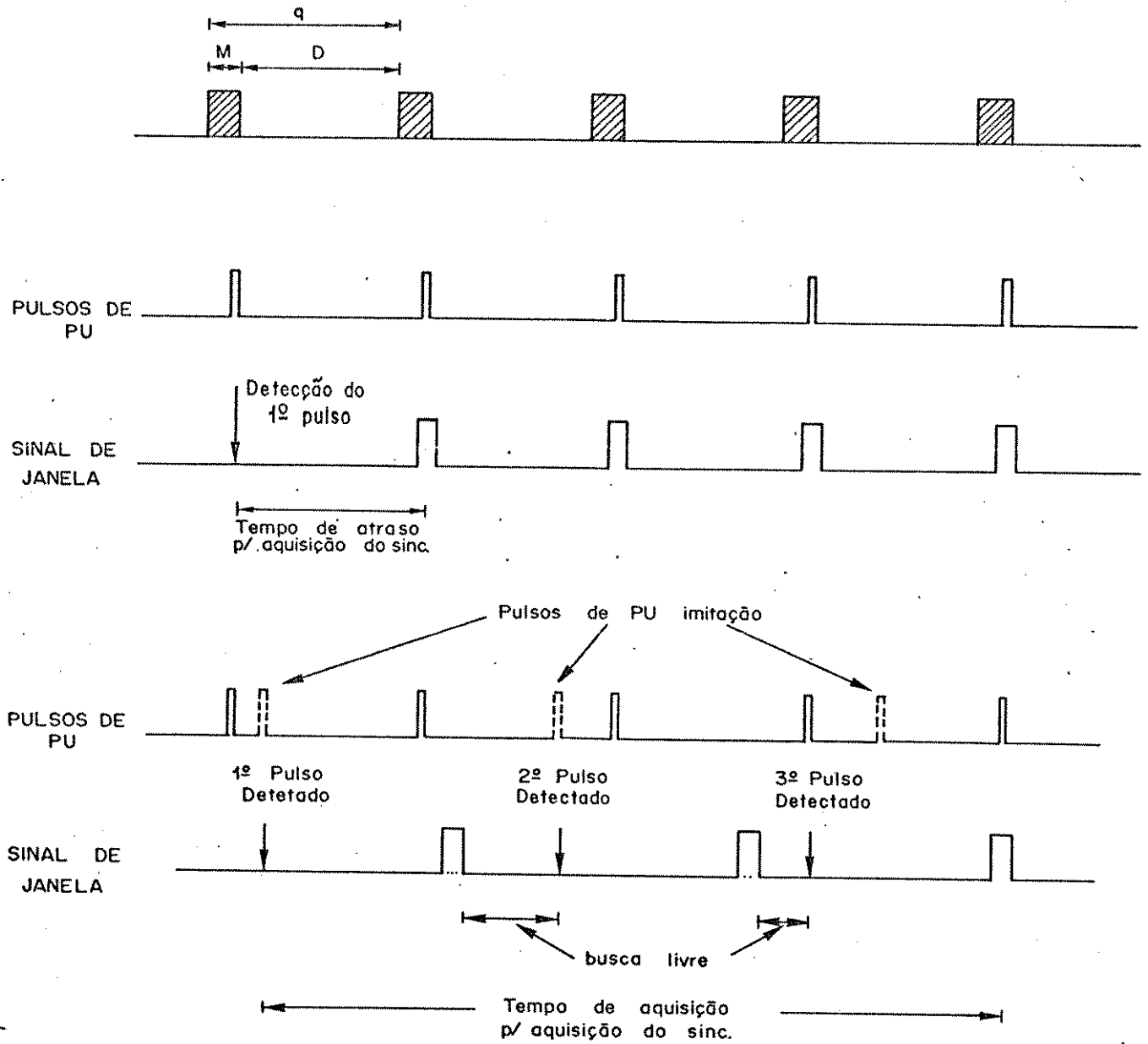


Fig. VII.2

Neste diagrama, M é o comprimento em bits da palavra única, D é o comprimento do bloco de dados e $q=M+D$ é o tamanho do quadro. Obviamente, a aquisição do sincronismo de quadro trata-se de um processo de natureza estatística. Note, também, que não estamos considerando o efeito da taxa de erro de bit na de

teccão da PU verdadeira.

A duração da abertura da janela temporal para sistemas AMDT depende dos seguintes fatores:

- estabilidade do relógio da estação local;
- desvio de frequência do relógio gerado pela estação local em relação ao relógio de quadro que é recebido da estação mestre (referência);
- efeito Doppler causado pela movimentação do satélite em torno da sua posição nominal;
- variação térmica;
- tremor na detecção da PU verdadeira.

A estratégia de sincronização simplificada descrita acima pode ser representada sob a forma do seguinte diagrama:

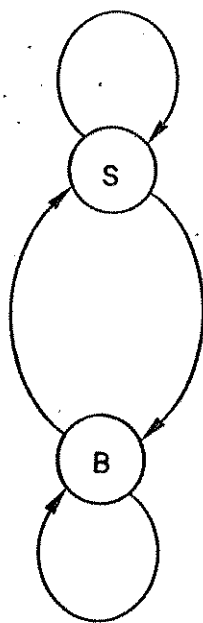


Fig. VII.3

A utilização da técnica de abertura em outra estratégia mais complexa também é evidente. Como exemplo, vamos tomar a estratégia de sincronização de quadro descrita no Capítulo II, cuja representação esquemática é reproduzida na Fig. VII.4.

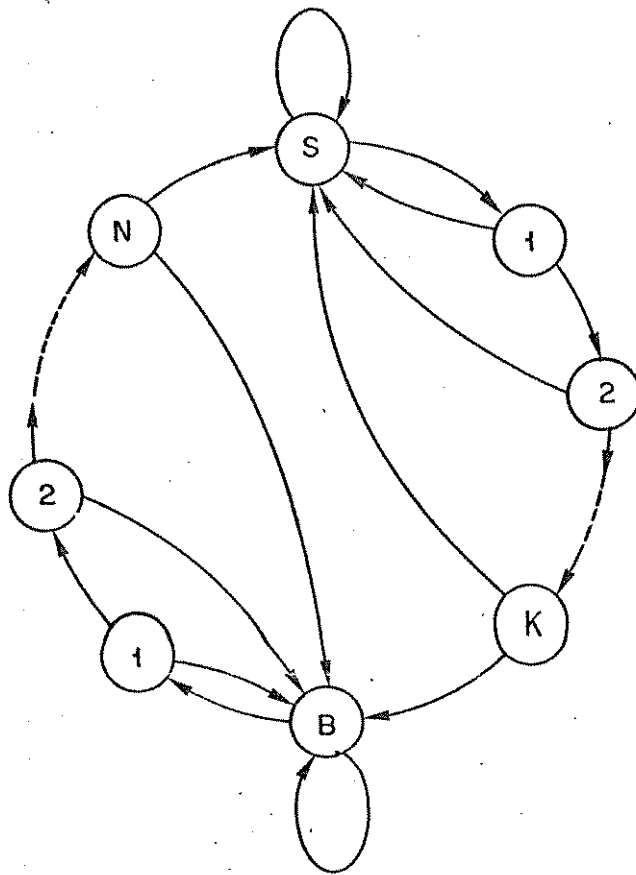


Fig. VII.4

Durante a aquisição, uma maneira de se evitar o falso sincronismo é detectar um certo número N de pulsos consecutivos de PU dentro das janelas temporais respectivas, antes do sistema entrar em sincronismo. Se, por acaso, durante estes testes de PU um pulso não é encontrado, o sistema reinicia a busca bit-a-bit.

Quando o sistema se encontra no estado de sincronismo, isto é, o pulso de PU é detectado com regularidade a cada janela temporal aberta por quadro, nosso problema é retê-lo o maior tempo possível. De modo a manter o sincronismo, o sistema somente iniciará a busca livre após a não detecção consecutiva de K pulsos de PU, isto é, somente quando K janelas temporais consecutivas forem abertas, sem que ocorra nenhuma detecção de pulso de PU dentro destas. Caso o sistema encontre um pulso de PU antes de completar os K testes, ele retornará ao estado S, em sincronismo.

Note que, na retenção do sincronismo, quando um pulso não for detectado, deve existir um outro dispositivo para comandar a abertura da janela temporal no início do quadro seguinte. A abertura dessa janela um período de quadro após a não detecção do pulso de PU, pode ser comandada pela borda de descida da janela que não encontrou este pulso. Sob a forma de um diagrama de tempo, temos:

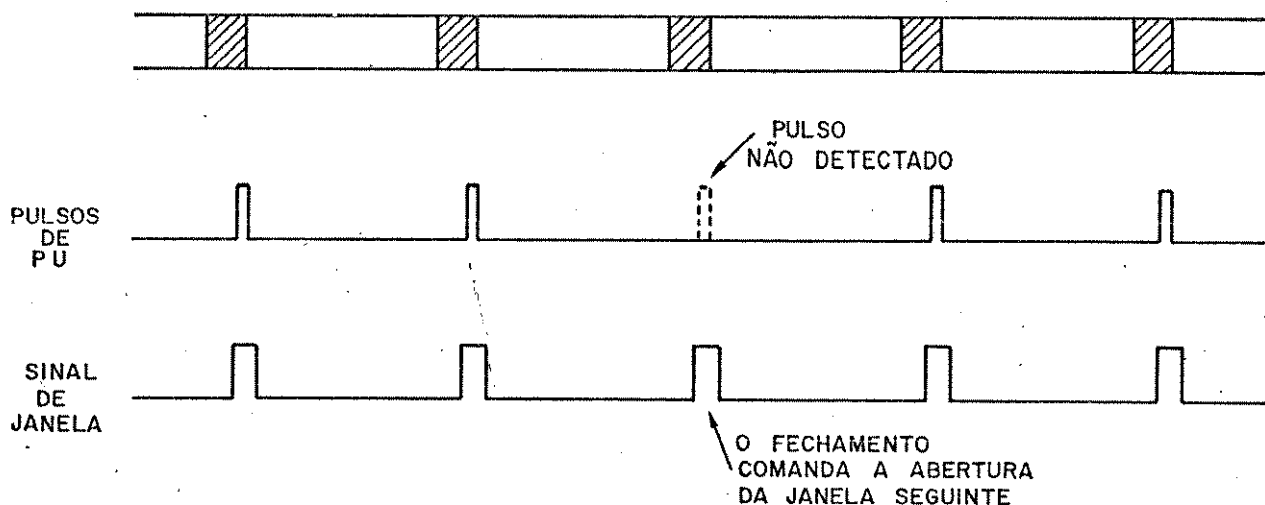


Fig. VII.5

Obviamente, a janela comandada pela borda de descida da janela anterior deve ser centrada na posição mais provável de ocorrência do próximo pulso de PU. Estes conceitos de abertura de janela temporal, descritos para a estratégia do Tipo I, são também aplicáveis às demais estratégias descritas neste trabalho.

Estudaremos, a seguir, os efeitos que causam a variação da posição do pulso de PU detectado dentro da janela temporal, bem como várias maneiras de minimizá-las.

VII.3 - TREMOR DE FASE NO RELÓGIO DE QUADRO RECUPERADO

Em sistemas AMDT, o relógio de quadro recuperado a partir da PU de referência, em geral, apresenta um tremor de fase que deve ser devidamente controlado para o bom funcionamento do sistema.

Embora a estação de controle, que transmite os surtos de referência, opere a uma frequência fixa de alta estabilidade, o tremor de fase do relógio de quadro recuperado decorre dos seguintes fatores:

- efeito Doppler devido ao deslocamento do satélite;
- variação térmica;
- estabilidade do relógio gerado pela estação local;
- desvio de frequência entre o relógio local e o relógio da estação de controle;
- perda de detecção de pulsos consecutivos de PU, quando o sistema se encontra em sincronismo, ocasionando o fenômeno de "Walk-off" [4].

Conforme já vimos, o instante de detecção de um pulso de PU é que determina a abertura da janela temporal subsequente. Havendo a perda de detecção de um dado pulso de PU, ou de uma sequência de pulsos de PU consecutivos, será a borda de descida (fechamento) da janela temporal que comandará a abertura seguinte, "congelando" o tamanho do quadro em seu valor nominal. Consequentemente, dado o desvio de frequência entre o relógio mestre da estação de controle e o relógio gerado localmente, o erro de estimação da posição de ocorrência do pulso de PU é cumulativo a cada PU consecutiva não detectada. Isto pode chegar ao ponto da janela temporal não mais se formar sobre a posição correta de ocorrência do pulso de PU, levando o sistema à perda do sincronismo de quadro. Este fenômeno, denominado de "Walk-off" [4], é exemplificado na Fig. VII.6, através de um diagrama temporal.

Uma maneira de contornar o problema de "Walk-off" seria aumentarmos o tamanho da janela temporal a partir de um certo número X de perdas consecutivas de PU, de forma a abrigar o efeito cumulativo do erro ϵ .

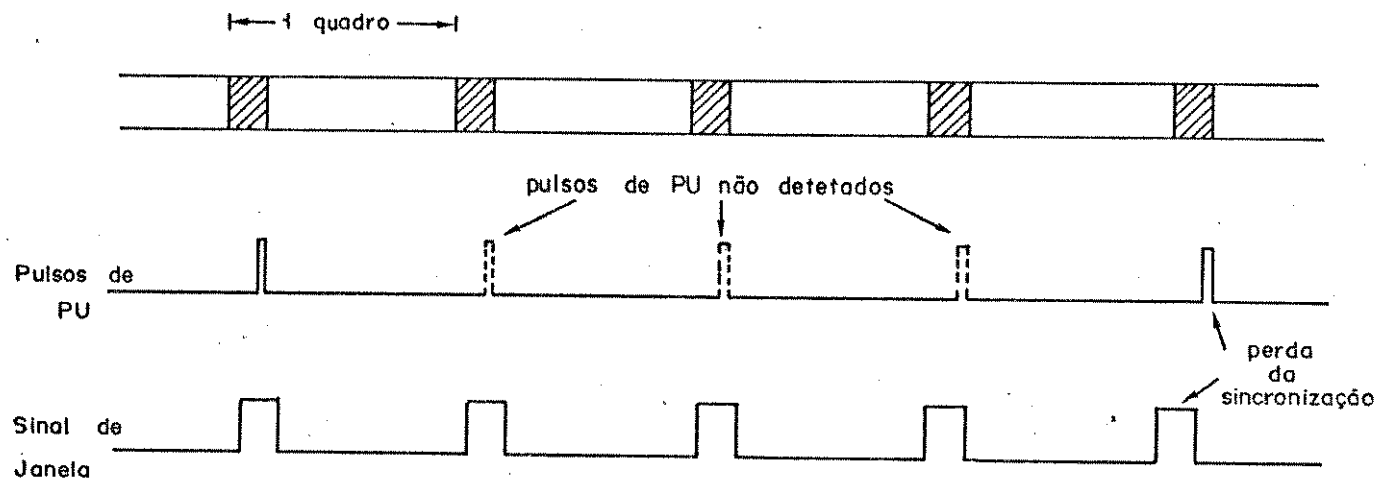


Fig. VII.6

Todos os fatores que causam o tremor de fase na detecção da PU de referência aumentam sua influência à medida que elevamos a taxa de bits transmitidos ou aumentamos o tamanho de quadro. Uma análise da influência destes fatores, para um sistema AMDT, com taxa de transmissão de $300 \cdot 10^6$ símbolos/seg e tamanho de quadro da ordem de $8,3 \cdot 10^6$ símbolos, é apresentada em Acampora e Curry [4].

VII.4 - RESOLUÇÃO DA AMBIGUIDADE DE FASE NA DEMODULAÇÃO QPSK COERENTE

A palavra única (PU), além de suas funções de sincronização e distinção entre surto de dados e de referência, pode, também, ser utilizada para a resolução da ambiguidade de fase em demoduladores PSK.

Um sistema AMDT típico utiliza a modulação 4ϕ -PSK coerente, operando em banda básica com dois canais paralelos de dados, P e Q, denominados em fase e em quadratura, respectivamente. A estação receptora, ao receber a sequência CR/BTR contida no pré-âmbulo de um dado surto, recobra a portadora que pode apresentar uma ambiguidade de fase de múltiplos inteiros de 90° .

Definindo, inicialmente, a porção de PU que está contida no canal P como a sub-sequência I e a porção contida no canal Q como sendo J, podemos obter uma maneira simples de se resolver a ambiguidade de fase. O método consiste na utilização de quatro pares de correladores, cada par casado com uma das quatro possíveis rotações de fase, ou seja, casados com (I,J) , (J,\bar{I}) , (\bar{I},\bar{J}) e (\bar{J},I) . A Fig. VII.7 apresenta um esquema simplificado para a determinação do valor da defasagem da portadora recuperada.

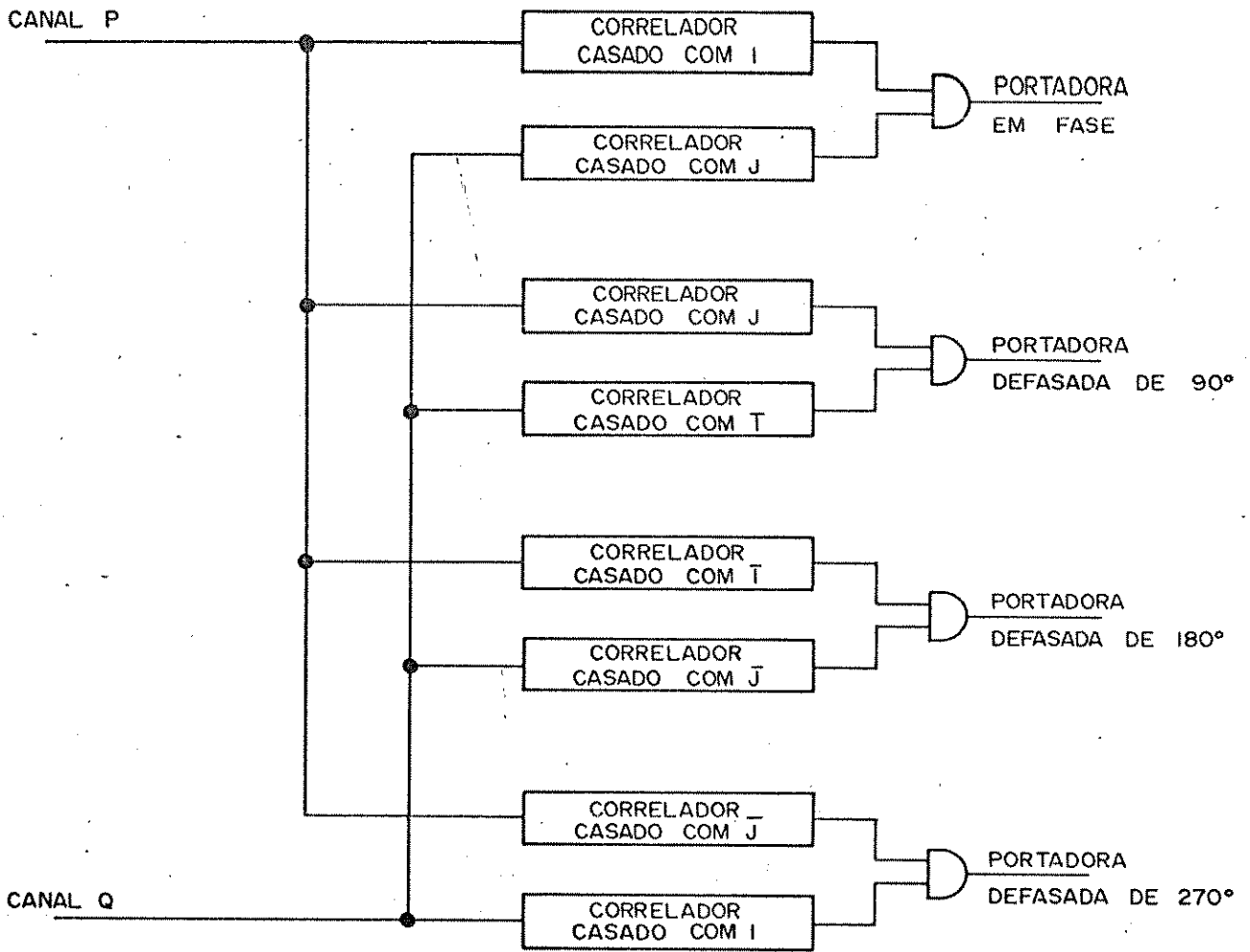


Fig. VII.7

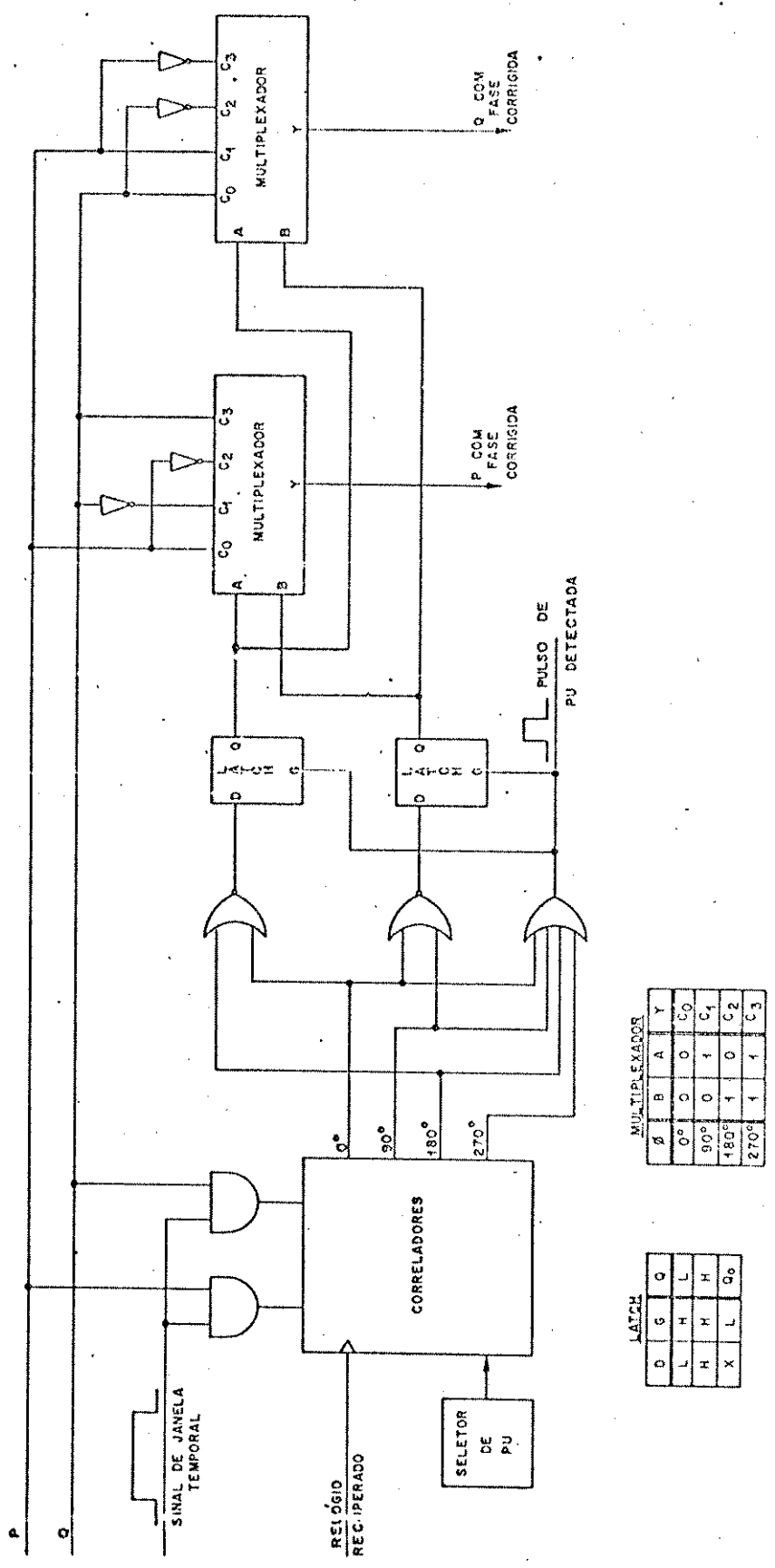
Supondo que a PU do surto de referência seja diferente da PU dos surtos de dados, os correladores, aqui apresentados, possuem a mesma configuração dada na Fig. VII.1, acrescido de um seletor de PU. A função deste seletor de PU é armazenar nos correladores, ora a réplica da PU de referência, ora a réplica da PU de dados. O relógio que desloca os bits recebidos nos correladores é o recuperado na recepção, através da sequência CR/BTR do preâmbulo de cada surto.

A Fig. VII.8 mostra uma lógica combinacional que, acrescida aos correladores da Fig. VII.7, corrige a rotação sofrida pelos dados contidos nos canais P e Q na recepção e, além disso, fornece o pulso de detecção da PU, independentemente da ambiguidade de fase apresentada. O principal inconveniente introduzido por este método de resolução da ambiguidade de fase é o aumento da taxa de falsa detecção durante o processo de aquisição do sincronismo de quadro. Este aumento é proporcional ao número de pares de correladores, crescendo portanto, neste caso, de um fator de quatro. Isto acarreta no aumento do tempo médio de recuperação e detecção da perda de sincronismo, não afetando, contudo, o tempo médio de retenção.

É necessário enfatizar também que, durante a aquisição inicial e durante a recuperação do sincronismo de quadro, o seletor de PU da Fig. VII.8 deverá estar selecionando apenas a PU de referência. Obviamente, esta providência deverá ser tomada pelo próprio sincronizador de quadro, operando em colaboração com o Equipamento de Controle Comum (ECC) [12] do sistema AMDT.

VII.5 - UTILIZAÇÃO DE DOIS SURTOS DE REFERÊNCIA

Um procedimento geralmente adotado para se eliminar os problemas ocasionados por uma falha na estação de referência consiste na utilização de dois surtos de sincronismo, RF1 e RF2, transmitidos por duas estações terrenas independentes. Isto garante a presença de pelo menos um surto de sincronismo no quadro praticamente durante todo o tempo, pois a probabilidade de ocorrer uma falha em ambas as estações de referências simultaneamente



MULTIPLICADOR

Ø	B	A	Y
0°	0	0	C ₀
90°	0	1	C ₁
180°	1	0	C ₂
270°	1	1	C ₃

LATCH

D	G	Q
L	H	L
H	H	H
X	L	Q ₀

Fig. VII.8

te é muito pequena. Assim, a estrutura de quadro mais comumente utilizada em sistemas AMDT é dada pela Fig. VII.9.

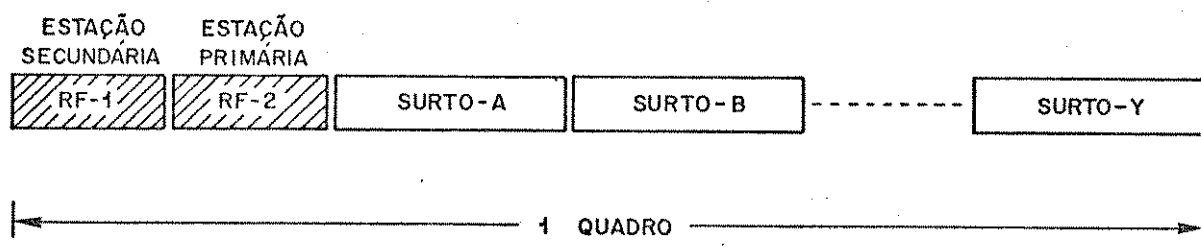


Fig. VII.9

Supondo que o surto RF2 seja transmitido pela estação de referência primária e que o surto RF1 seja transmitido pela estação de referência secundária, todos os surtos de dados mais o surto RF1 estarão referenciados ao surto RF2. Quando a estação primária falha, o surto de referência secundário assume o controle da rede automática e instantaneamente, até que uma nova estação substitua a estação primária.

Em todas as estratégias anteriormente descritas, tomamos por base um único surto de referência dentro do quadro. Quando utilizamos duas estações de referências, temos que adaptar as estratégias já estudadas a esta nova condição.

Vamos, inicialmente, supor que a distância de "i" bits entre as PU's de referência seja fixa e que a palavra única do surto de referência RF1 seja diferente da PU do surto RF2. Uma maneira simples de se obter um único pulso de PU de referência, quando a estação receptora encontra-se em sincronismo de quadro, seria promover um atraso igual a "i" bits no pulso da PU-1 detectada, passando este pulso atrasado, juntamente com o da PU-2, através de uma porta OR. Sob a forma de um diagrama de tempo, obtemos a Fig. VII.10.

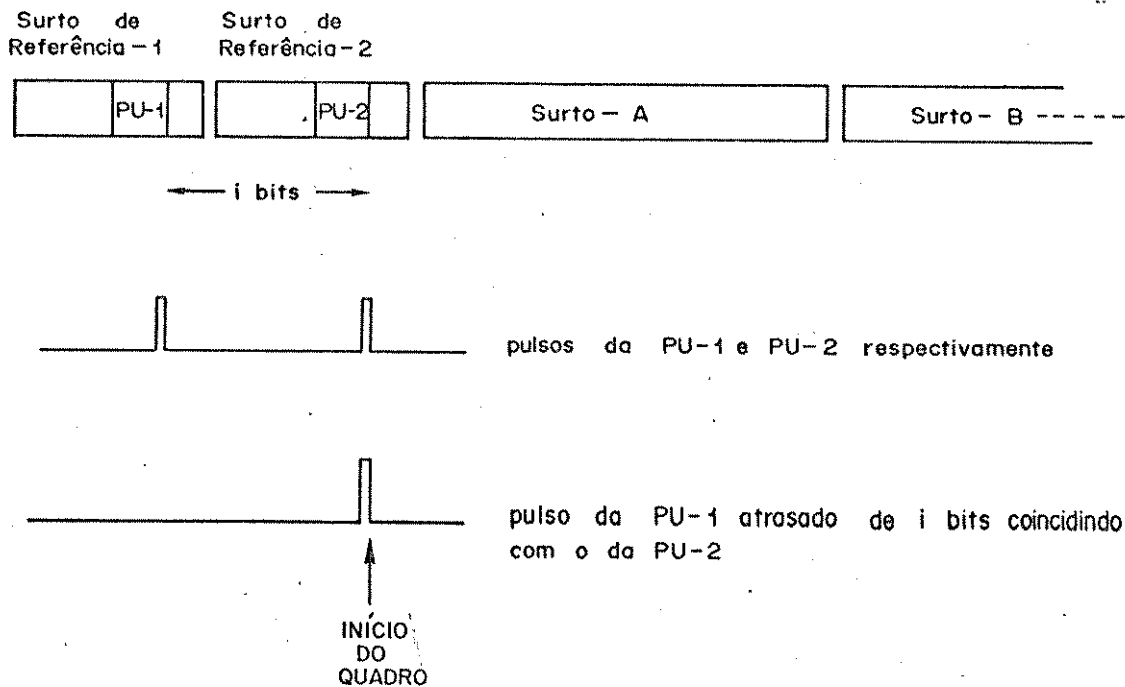


Fig. VII.10

Assim, sempre que tivermos pelo menos uma das PU's de referência presente na recepção, ocorrerá um único pulso que indicará o início do quadro. Isto porém só ocorrerá quando a estação terrena já estiver em sincronismo de quadro. Quando uma estação terrena qualquer vai entrar em operação, ou recuperar o sincronismo de quadro, o sistema se limita a procurar, durante o processo de aquisição de sincronismo, a palavra única transmitida pela estação de referência primária, ou seja, PU-2. Adquirido o sincronismo, a estação terrena começa a detectar a PU-1 do surto de referência secundário, bem como as demais PU's dos surtos de dados.

Note, porém, que o atraso "i" provocado no pulso de PU-1 é igual ao comprimento de um surto de referência mais o tempo de guarda entre RF1 e RF2. Este tempo de guarda não possui um valor fixo, devido aos fatores citados no item VII.2, logo a

distância "i" entre as duas PU's de referência também é variável. Esta variação provoca um descasamento entre o pulso de PU-1 atrasado com o pulso de PU-2.

Uma maneira de se eliminar este problema de descasamento seria a adoção de uma técnica de prioridade entre dois pulsos. Por exemplo, tomando a estação primária como prioritária, o pulso de PU-2 sempre prevalecerá como indicador do início de quadro, sobre o pulso de PU-1, atrasado de um valor nominal "i" fixado pela estação receptora. Caso o pulso da PU-2 seja detectado antes de ocorrência do pulso PU-1 atrasado, o início do quadro será dado pelo primeiro pulso, inibindo o segundo. Quando o pulso de PU-2 não for detectado, o pulso da PU-1 atrasado definirá o início do quadro. Se, finalmente, o pulso de PU-2 for detectado após o pulso PU-1 atrasado já ter indicado o início do quadro, esta indicação é anulada pela nova definição do início do quadro dada pela detecção da PU-2. Na forma de um diagrama de tempo, temos a Fig. VII.11.

Mais adiante analisaremos a situação onde ambas as PU's não são detectadas.

Esta técnica de prioridade entre pulsos de PU's de referência, quando o sistema opera com duas estações de referência, pode ser implementada através da utilização de um contador binário de N estágios, onde $(2^N - 1)$ deve ser maior que o tamanho do quadro. Quando todas as saídas ($S_0, S_1, S_2, \dots, S_{N-1}$) deste contador forem nulas, está será a indicação do início do quadro. As entradas são estimuladas pelo pulso detectado da PU-1 no "PRESET" e pelo pulso detectado da PU-2 no "RESET". O valor que se apresenta na saída do contador quando o "PRESET" é acionado, é equivalente em binário a $(2^N - i - 1)$ bits. Desta maneira, este contador acomodará as variações da distância entre PU-1 e PU-2 dentro do quadro, podendo ser esquematizado como na Fig. VII.12.

A princípio, esta técnica que utiliza dois surtos de referência obedecendo a uma prioridade entre eles, funciona a contento. O problema surge quando ambas as PU's de referência não são detectadas num mesmo quadro, provocando a não assinalação do seu início.

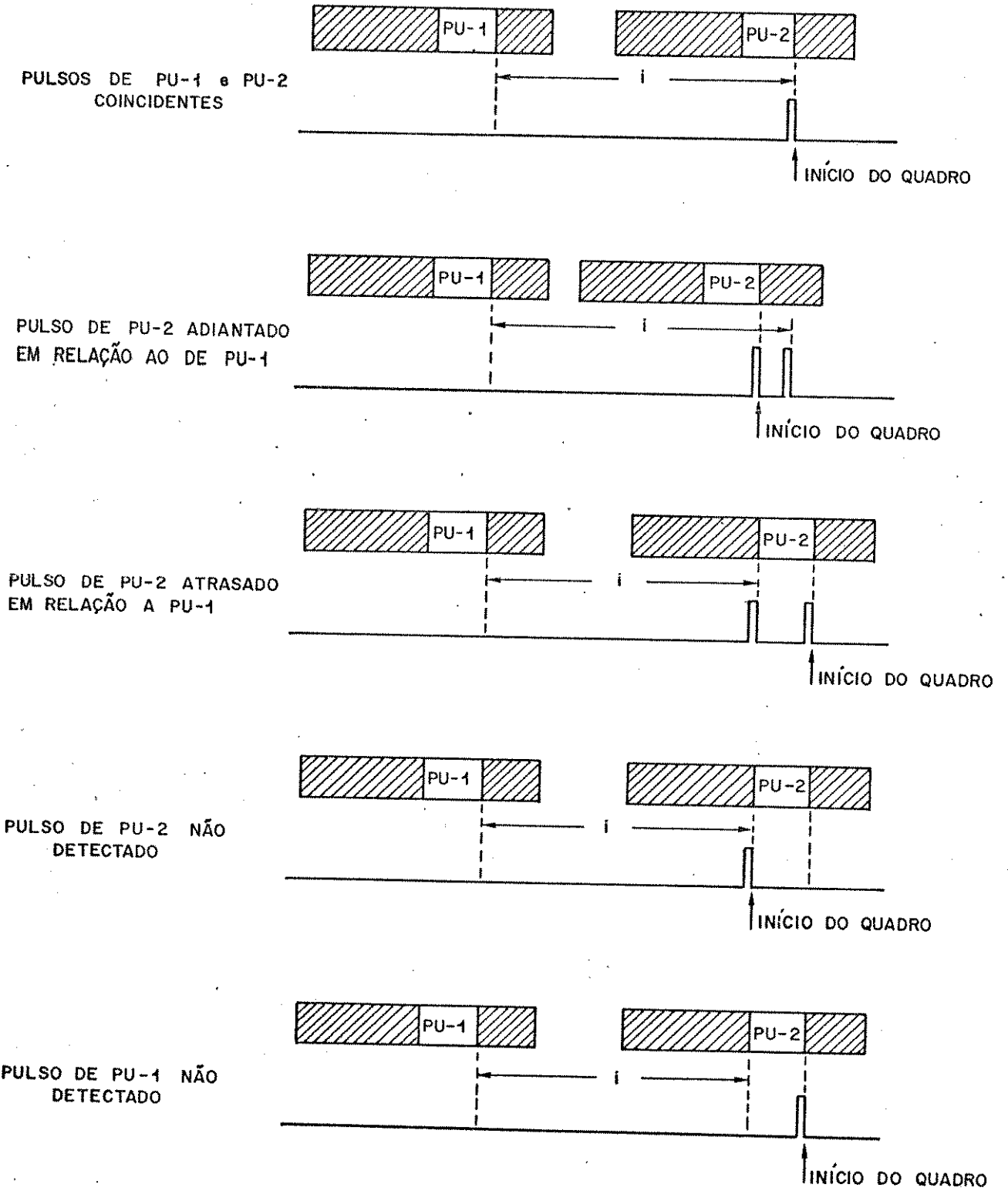


Fig. VII.11

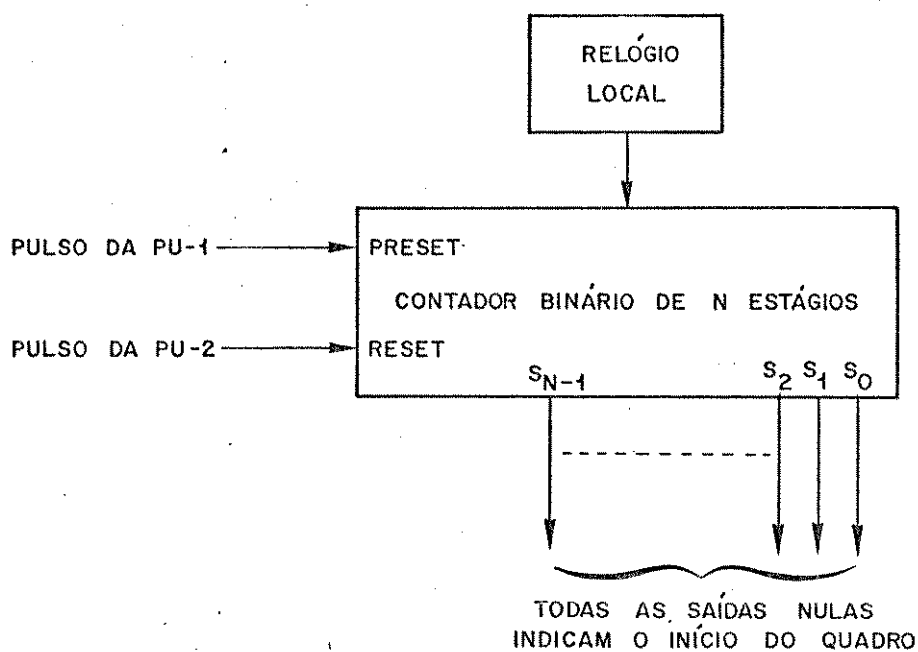


Fig. VII.12

Uma maneira de contornar este problema é utilizar um pulso auxiliar centrado exatamente no meio da janela temporal relativa a PU-2. Este pulso provocaria um "RESET" no contador da Fig. VII.12 quando necessário, sendo inibido apenas em dois casos distintos:

- quando a PU-1 é detectada
- quando a PU-2 é detectada na primeira metade da janela temporal, ou seja, o pulso de PU-2 é detectado antes da ocorrência do "pulso auxiliar".

Quando o pulso auxiliar é produzido e logo em seguida a PU-2 é detectada, prevalece o pulso da PU-2 como determinante do início do quadro, embora o pulso auxiliar também "zere" o contador de N estágios.

Passando esta descrição para a forma de um diagrama temporal, obtemos a Fig. VII.13. Esta técnica garante, de uma forma simples, que a saída do contador da Fig. VII.12 será sem

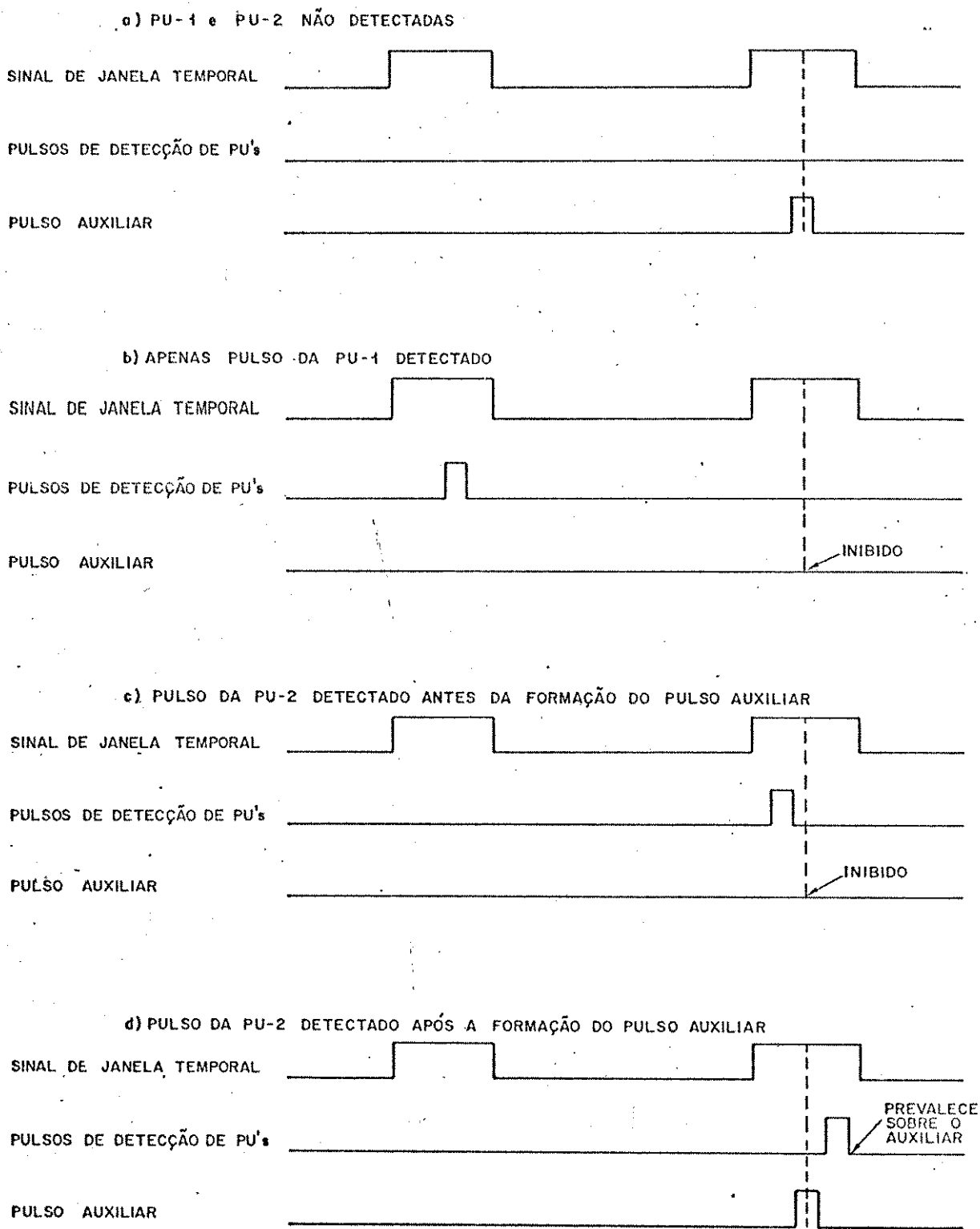


Fig. VII.13

pre inicializada com um vetor, zero no instante exato do início de cada quadro, ou, na pior hipótese, no instante nominal do início do quadro.

É importante salientar que ao utilizarmos dois surtos de referência no quadro, aumentamos o valor do tempo médio de retenção do sincronismo, bem como do tempo médio de detecção da falta de sincronismo, pois a probabilidade de detecção correta da PU e a probabilidade de falsa detecção, respectivamente, aumentam seus valores.

Com relação ao tempo médio de recuperação do sincronismo, devemos antes tecer algumas considerações sobre o sistema AMDT. Em geral, para se garantir que os dois surtos de referência estejam sempre presentes no quadro, qualquer estação terminal está habilitada a desempenhar a função de qualquer uma das estações de referência, na eventualidade de falhas em uma destas. Para tanto, uma hierarquia é estabelecida entre as estações terminais. Quando uma estação de referência deixa de transmitir o seu surto, a estação terminal de mais alta hierarquia toma o seu lugar imediatamente após a confirmação da ausência deste surto de referência pelas demais estações que compõem a rede. Este procedimento garante a presença dos dois surtos de referência praticamente durante todo o tempo.

Desta forma, quando uma estação terminal vai iniciar sua operação ou recuperar o sincronismo de quadro, ela pode fixar sua busca em uma única PU de referência, por exemplo, a transmitida pela estação primária, PU-2. Assim sendo, podemos considerar, para todos os efeitos, que o tempo médio de recuperação do sincronismo de quadro, neste caso, será o mesmo já apresentado nos capítulos precedentes para uma única PU de referência.

CAPÍTULO VIII

ANÁLISE DO DESEMPENHO DAS VÁRIAS
ESTRATÉGIAS ESTUDADAS

VIII.1 - INTRODUÇÃO

O objetivo deste capítulo é apresentar uma análise de desempenho das várias estratégias definidas nos capítulos precedentes. Para tal, vamos nos restringir ao desempenho de cada estratégia, com relação aos parâmetros \bar{t}_r , \bar{t}_d e \bar{t}_s . Uma análise comparativa das várias estratégias também será apresentada.

Sob o ponto de vista do algoritmo de verificação de sincronismo de quadro, podemos dividir as estratégias, já apresentadas, em dois grupos distintos. O primeiro, que denominaremos de grupo A, é caracterizado pela presença de estados de pré-alarme entre o estado S e o estado B. O segundo, denominado de grupo B, além de não possuir estados de pré-alarme, utiliza um número pré-fixado de testes de PU antes de tomar uma decisão sobre a manutenção ou perda do sincronismo.

Assim, temos:

Grupo A	}	Tipo I
		Tipo II
		Tipo III
Grupo B	}	Tipo IV
		Tipo V

É fácil ver que os vários parâmetros que influenciam o desempenho destas estratégias são:

- tamanho do quadro : q
- comprimento da palavra de sincronismo : PU
- limiar, ou limiares de decisão : λ_1 e λ_2
- número de estados de pré-alarme : K (grupo A)
- número de estados confirmatórios : N (grupo A)
- número máximo de testes consecutivos de PU : J (grupo B)
- probabilidade de erro de bit : P_e

Obviamente, o próprio padrão binário que é utilizado como PU, também afeta o desempenho das estratégias. Entretanto, conforme já enfatizado no início deste trabalho, se utilizarmos um padrão binário com boas propriedades de correlação [16], o seu efei

to sobre o desempenho das estratégias pode ser desprezado.

A seguir, analisaremos o efeito desses parâmetros sobre o desempenho das estratégias do grupo A.

VIII.2 - ESTRATÉGIAS DO GRUPO A

Para efeito de uma análise comparativa entre as três estratégias deste grupo, tomaremos um quadro de comprimento igual a 48000 bits, equivalente a um período de quadro de 750µs a uma taxa de bits de 64 Mbits/s. Admitiremos, também, uma PU típica com 16 bits de comprimento e limiares de decisão $\lambda_1 = 0, \lambda_2 = 8$ e $\lambda_1 = 4, \lambda_2 = 12$. Nesta análise, vamos comparar o desempenho das estratégias deste grupo, em relação a cada um dos parâmetros estatísticos isoladamente, dentro das limitações feitas acima com a fixação de alguns parâmetros determinísticos.

VIII.2.1- Tempo Médio de Retenção de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_r)

Utilizando unicamente o algoritmo de verificação de sincronismo, já mostramos que as expressões para o tempo médio \bar{t}_r são dadas por:

$$\text{Tipo I: } \bar{t}_r = K + 1 + \frac{P_d}{P_m^{K+1}} \cdot \sum_{i=0}^K (i+1) P_m^i \quad (\text{VIII.1})$$

$$\text{Tipo II: } \bar{t}_r = \frac{P_m \left\{ P_m^2 \cdot \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) P_{m1}^i + (K+1) P_{m1}^K \right\} + P_d \left\{ 1 + P_m \sum_{i=0}^{K-1} (i+2) P_{m1}^i \right\}}{1 - P_d \left\{ 1 + P_m \cdot \sum_{i=0}^{K-1} P_{m1}^i \right\}} \quad (\text{VIII.2})$$

$$\text{Tipo III: } \bar{t}_r \cong \frac{1 - (K-2) P_m}{P_m^{K+1}} \quad (\text{VIII.3})$$

A partir destas equações podemos obter, através de um programa de computador, as curvas de $\bar{t}_r \times P_e$, parametrizadas em K. Isto nos permitirá a imediata avaliação do desempenho de cada estratégia,

sob o ponto de vista de \bar{t}_r . Devemos enfatizar, todavia, que problemas computacionais podem ocorrer no cômputo de valores grandes para \bar{t}_r , quando P_e tende a zero ou quando valores grandes de K são usados.

Uma forma de contornar os problemas de "over-flow" no cálculo de \bar{t}_r , é utilizar as suas expressões assintóticas quando P_e tende a zero. Assim, pode-se mostrar que:

Tipo I:

$$t_r \xrightarrow{P_e \rightarrow 0} K+1 + \frac{1}{P_m^{K+1}} \longrightarrow \frac{1}{P_m^{K+1}} \quad (\text{VIII.4})$$

Tipo II:

$$t_r \xrightarrow{P_e \rightarrow 0} \frac{2P_{m2} + (K+1)P_{m1}^{K-1}}{P_m^K} + \frac{1}{P_m^{K+1}} \longrightarrow \frac{1}{P_m^{K+1}} \quad (\text{VIII.5})$$

Tipo III:

$$t_r \xrightarrow{P_e \rightarrow 0} \frac{1 - (K-2)P_m}{P_m^{K+1}} \longrightarrow \frac{1}{P_m^{K+1}} \quad (\text{VIII.6})$$

Podemos ver, portanto, que os comportamentos assintóticos das três estratégias em relação a \bar{t}_r , são idênticos e iguais a $1/P_m^{K+1}$. Na Fig. VIII.1, mostramos as assíntotas de $\bar{t}_r \times P_e$ para $K=1$, $K=8$ e $K=16$, válidas para as três estratégias do grupo A. Foi possível constatar que, para $P_e < 10^{-2}$, o valor de \bar{t}_r calculado a partir das expressões exatas, praticamente se confunde com o valor calculado a partir das assíntotas. Na prática, portanto, podemos utilizar as assíntotas como uma boa aproximação para \bar{t}_r .

Na Fig. VIII.2, apresentamos as curvas exatas de $\bar{t}_r \times P_e$, parametrizadas em K e calculadas para a estratégia do Tipo I. A falta de uma expressão geral exata para a estratégia do Tipo III e os problemas computacionais relacionados com a estratégia do Tipo II, nos impediram de calcular as curvas de $\bar{t}_r \times P_e$ para estas estratégias.

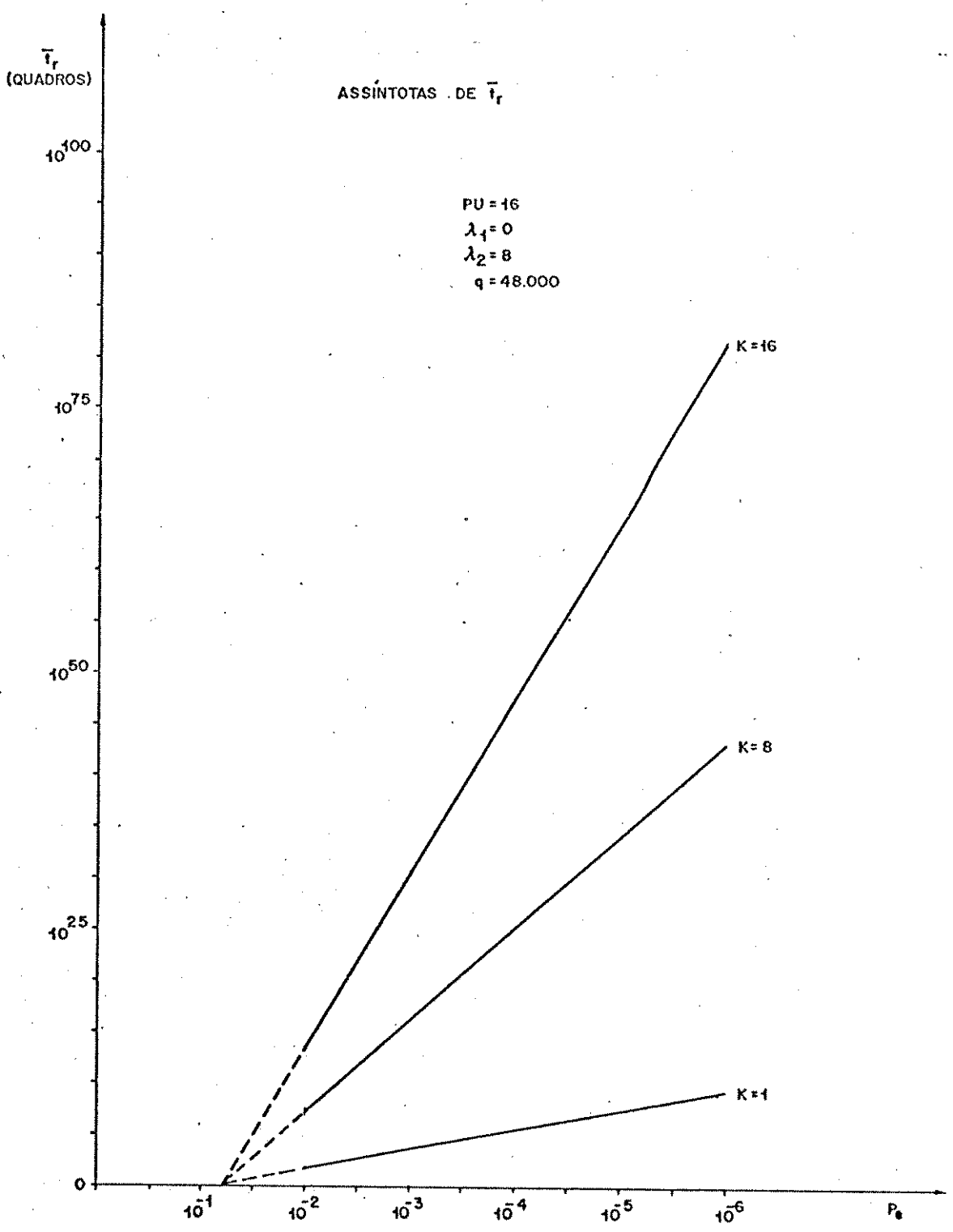


Fig. VIII.1

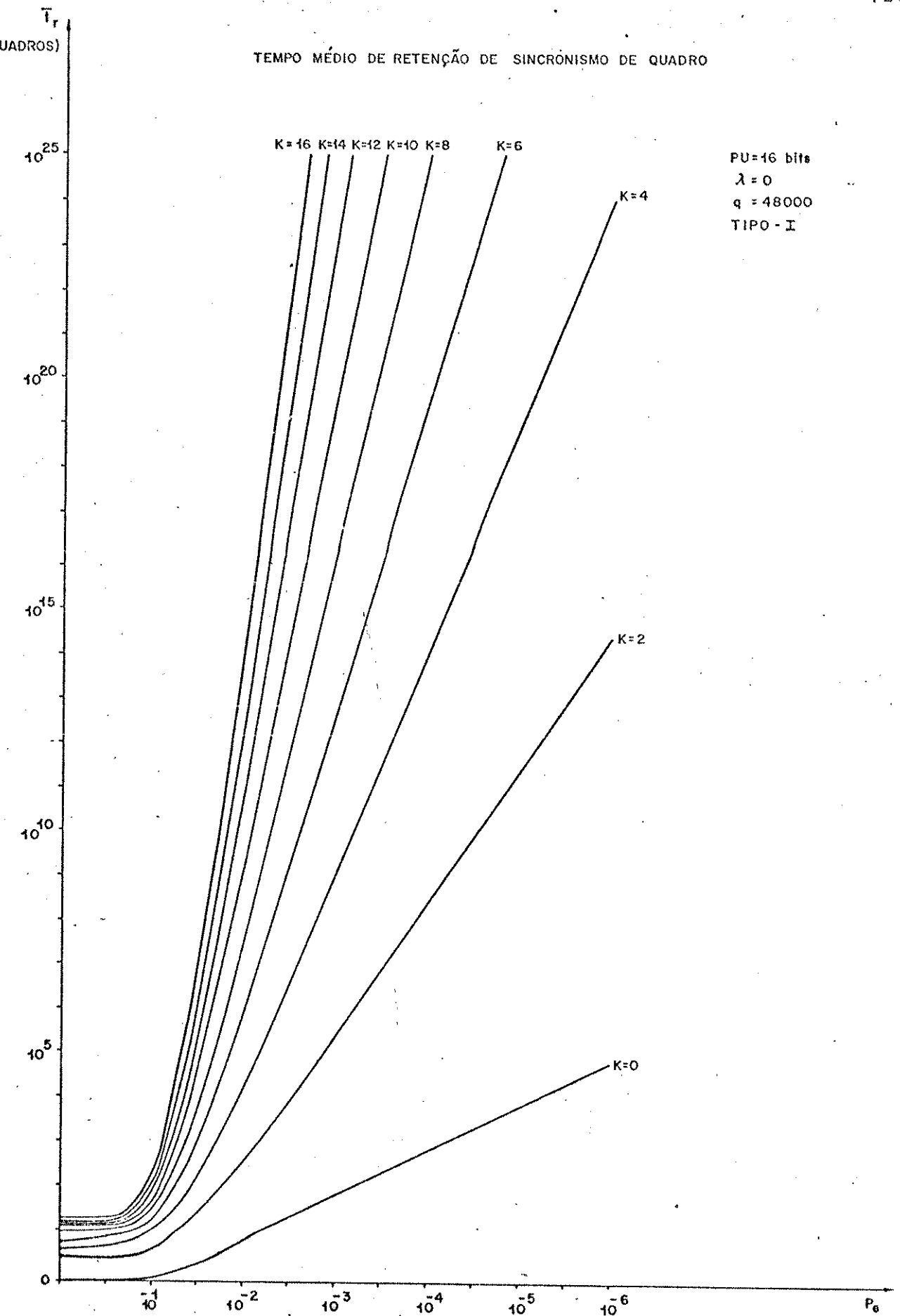


Fig. VIII.2

VIII.2.2 - Tempo Médio de Detecção da Perda de Sincronismo de Quadro
(\bar{t}_d)

Conforme já vimos nos capítulos anteriores, o cálculo de \bar{t}_d também é realizado utilizando-se apenas o algoritmo de verificação de sincronismo. Já mostramos anteriormente que:

$$\text{Tipo I: } \bar{t}_d = K + 1 + \frac{P_F \cdot \sum_{i=0}^K (i+1)(1-P_F)^i}{(1-P_F)^{K+1}} \quad (\text{VIII.7})$$

$$\text{Tipo II: } \bar{t}_d = \frac{(1-P_F) \left\{ P_2 \cdot \sum_{i=0}^{K-1} (i+2)P_1^i + (K+1)P_1^K \right\} + P_F \left\{ 1 + (1-P_F) \sum_{i=0}^{K-1} (i+2)P_1^i \right\}}{1 - P_F \left\{ 1 - (1-P_F) \sum_{i=0}^{K-1} P_1^i \right\}} \quad (\text{VIII.8})$$

Tipo III: não é possível obter uma expressão geral fechada para \bar{t}_d , portanto, torna-se necessário calcular uma nova expressão de \bar{t}_d para cada variação sofrida por K. A Tabela VI.3 fornece estas expressões para K variando de 0 até 5.

Na Fig. VIII.3, apresentamos as curvas de $\bar{t}_d \times K$ para as três estratégias do grupo A, considerando $\lambda_1=0$ e $\lambda_2=8$. Para estes limiares fixados, observamos que a curva para a estratégia Tipo I possui um \bar{t}_d que cresce linearmente à medida que K aumenta. Podemos ver também que a estratégia Tipo III possui o mesmo comportamento da Tipo I, pelo menos para os seis primeiros valores de K. Entretanto, para a estratégia do Tipo II, a curva $\bar{t}_d \times K$ tende a saturar-se à medida que aumentamos o número K de estados confirmatórios.

A conclusão a que se chega, para este caso particular, é que a estratégia do Tipo II é melhor que as outras duas sob o ponto de vista de \bar{t}_d , já que à medida que K cresce, os valores de \bar{t}_d se estabilizam em aproximadamente 3,5 quadros.

Utilizando agora $\lambda_1=4$ e $\lambda_2=12$, repetimos na Fig. VIII.4 as curvas de $\bar{t}_d \times K$ para as três estratégias em questão.

É fácil ver que com o aumento dos limiares, o valor de \bar{t}_d para as três curvas sofre um acréscimo em relação ao gráfico anterior, principalmente para valores grandes de K. Isto se explica pe

TEMPO MÉDIO DE DETECÇÃO DE PERDA DE SINCRONISMO DE QUADRO

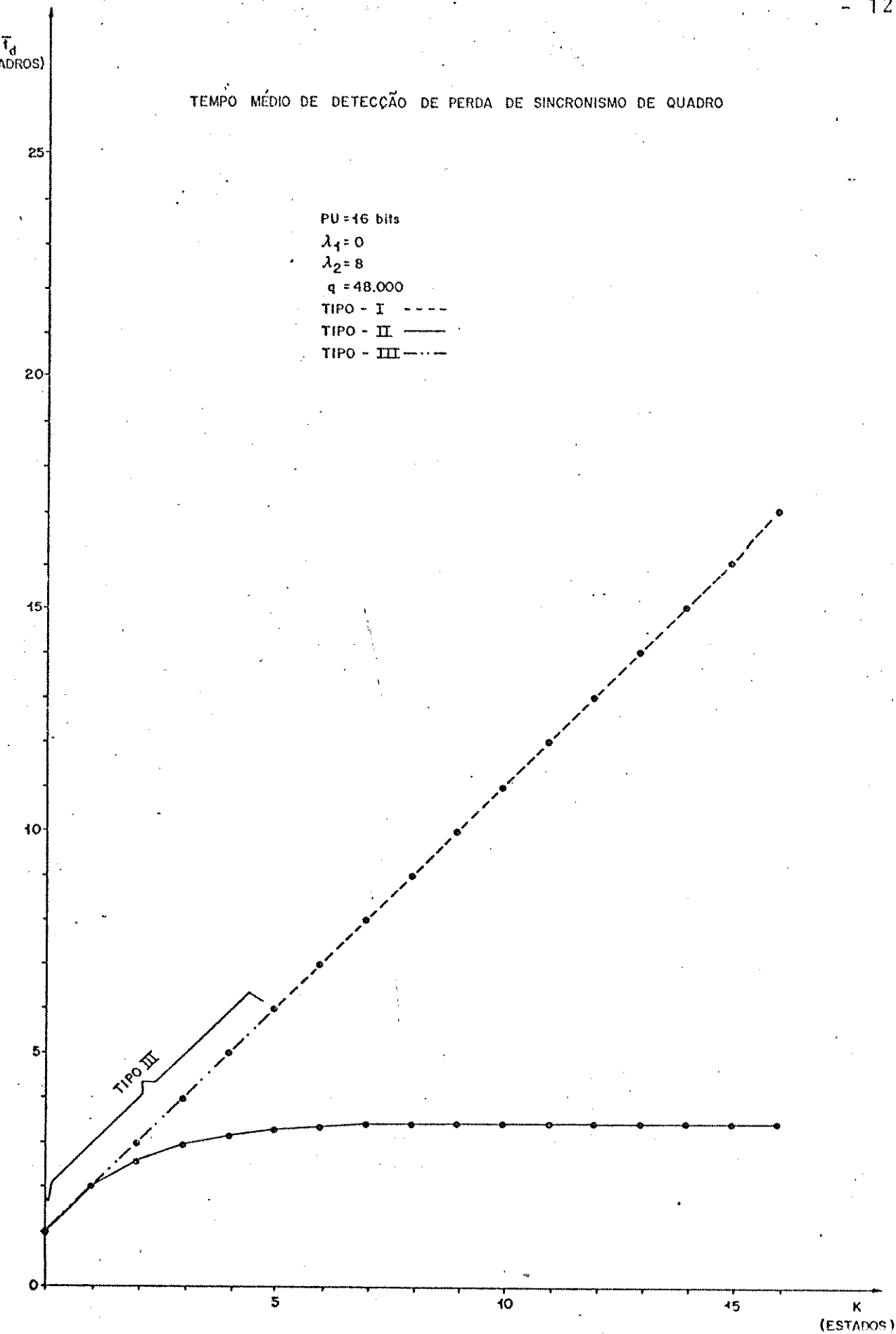


Fig. VIII.3

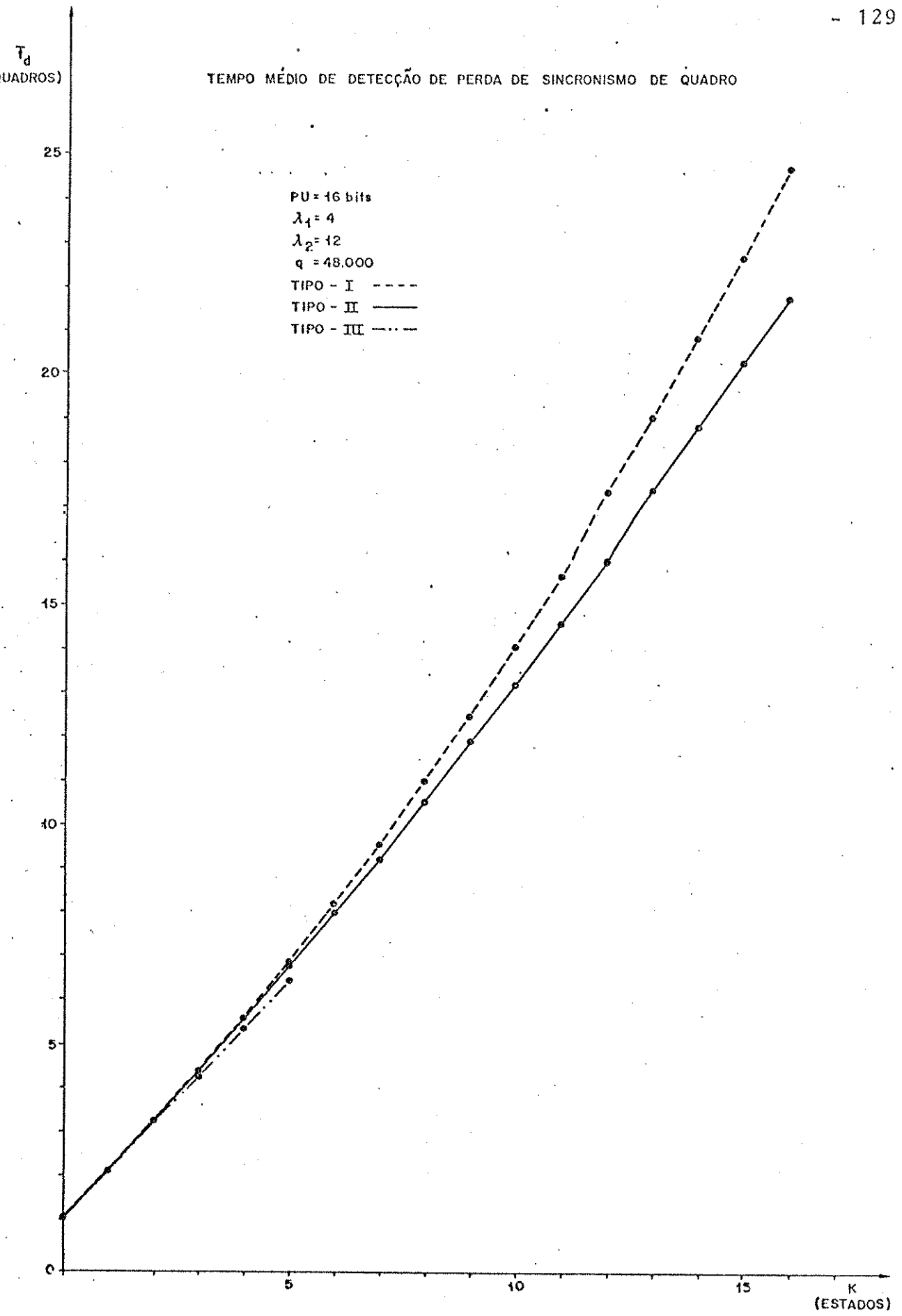


Fig. VIII.4

lo fato de que o aumento do primeiro limiar, λ_1 , permite uma tolerância de erros de bit maior na detecção da palavra de sincronismo. Por outro lado, o aumento do segundo limiar, λ_2 (usado apenas na estratégia Tipo II), faz com que a estratégia do Tipo II se aproxime do comportamento da Tipo I.

Conclui-se, para este segundo caso particular, que a estratégia do Tipo III é um pouco melhor que as outras em relação a \bar{t}_d , pelo menos para os seis primeiros pontos traçados.

Note que os dois gráficos traçados neste sub-ítem, não possuem pontos intermediários entre valores inteiros adjacentes de K. O fato de ligarmos os pontos por retas, facilita a visualização do comportamento das estratégias, não implicando, contudo, na existência destes valores intermediários.

Podemos, agora, analisar o efeito do comprimento da palavra única sobre as curvas $\bar{t}_d \times K$. As Figs. VIII.5, VIII.6 e VIII.7 mostram, para $\lambda_1=0$ e $\lambda_2=PU/2$, as curvas de $\bar{t}_d \times K$ para as estratégias Tipo I, Tipo II e Tipo III, respectivamente.

Essas curvas mostram que o valor de \bar{t}_d , independentemente do número de estados de pré-alarme que se utiliza, cresce à medida que o tamanho da palavra de sincronismo diminui. Todavia, é importante notar que o tempo médio \bar{t}_d atinge um valor de "saturação", onde o aumento da PU não implicará mais em uma significativa diminuição de \bar{t}_d . Exemplificando: a curva $\bar{t}_d \times K$ para uma PU de comprimento igual a 50 bits, na estratégia Tipo I, não possui diferença significativa com relação às curvas $\bar{t}_d \times K$ para PU de comprimento igual a 16 ou 100 bits. Consequentemente, sob o ponto de vista de \bar{t}_d , é desnecessária a utilização de uma palavra de sincronismo de tamanho maior que aquele de "saturação" de $\bar{t}_d \times K$.

Pode-se ver que esta concentração de curvas $\bar{t}_d \times K$, parametrizadas no tamanho da PU, ocorre para todas as estratégias deste grupo, indistintamente.

VIII.2.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro

Para efeito de análise comparativa das estratégias, vamos nos ater ao tempo médio de recuperação de sincronismo de quadro pa

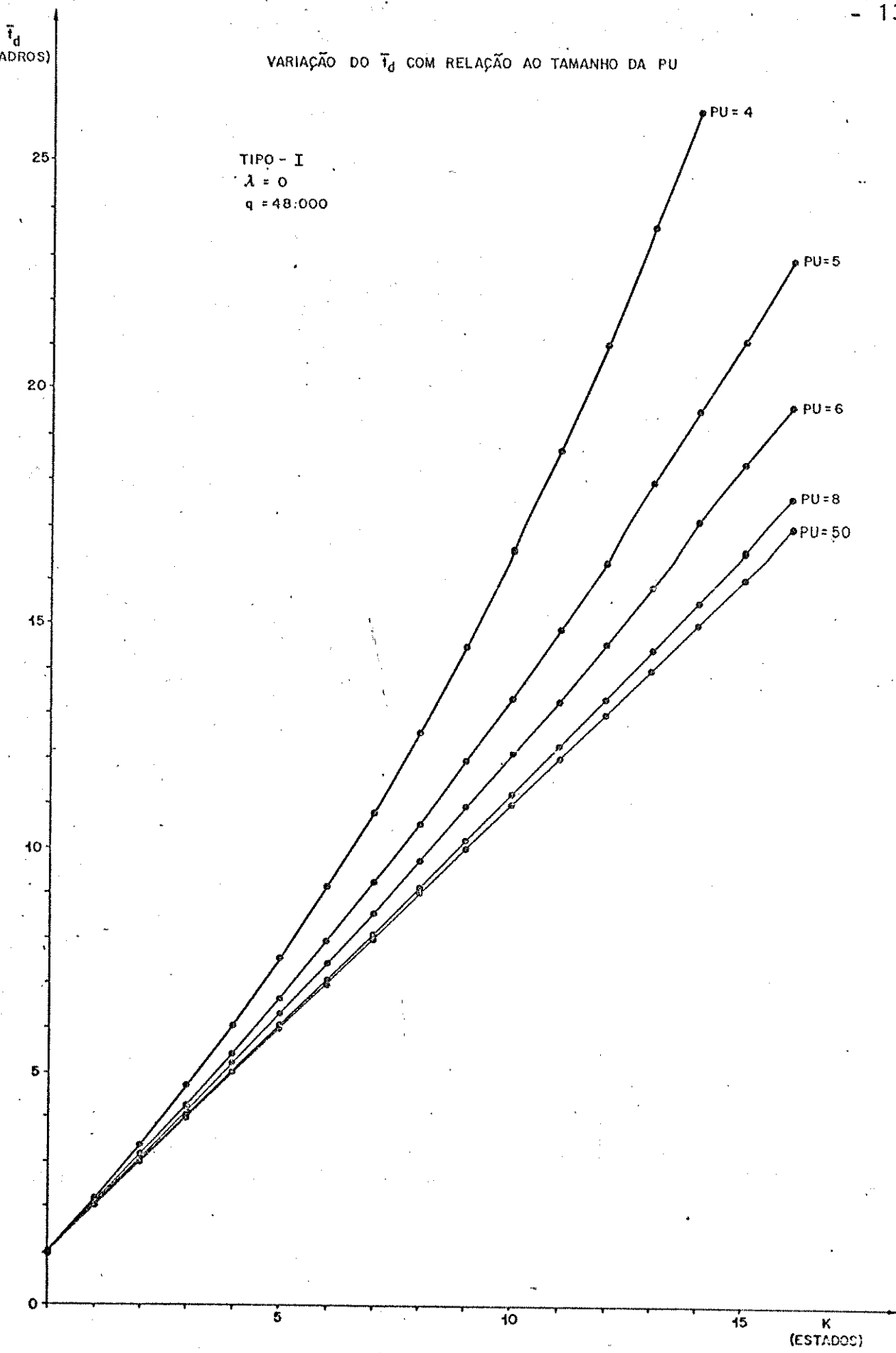


Fig. VIII.5

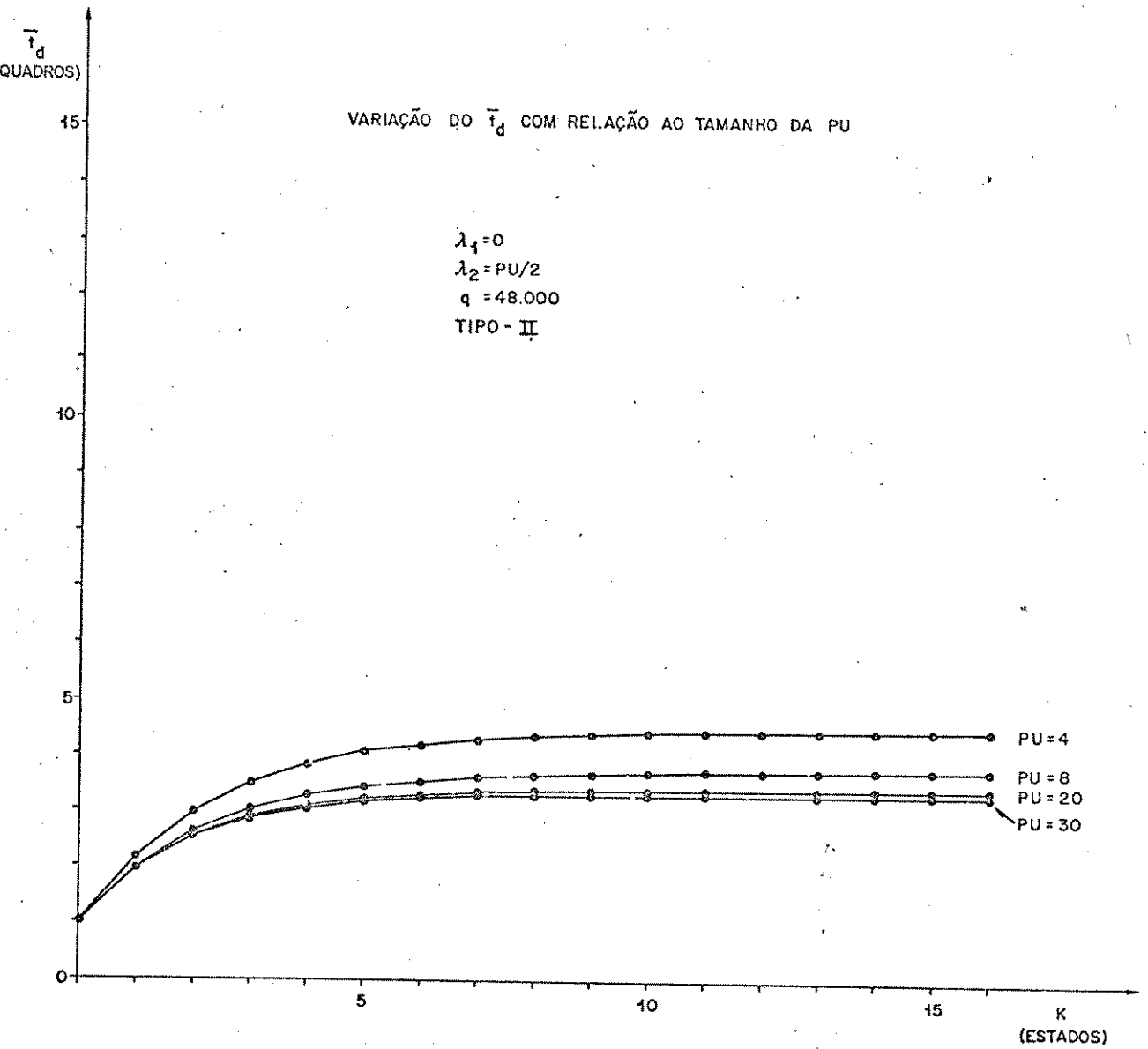


Fig. VIII.6

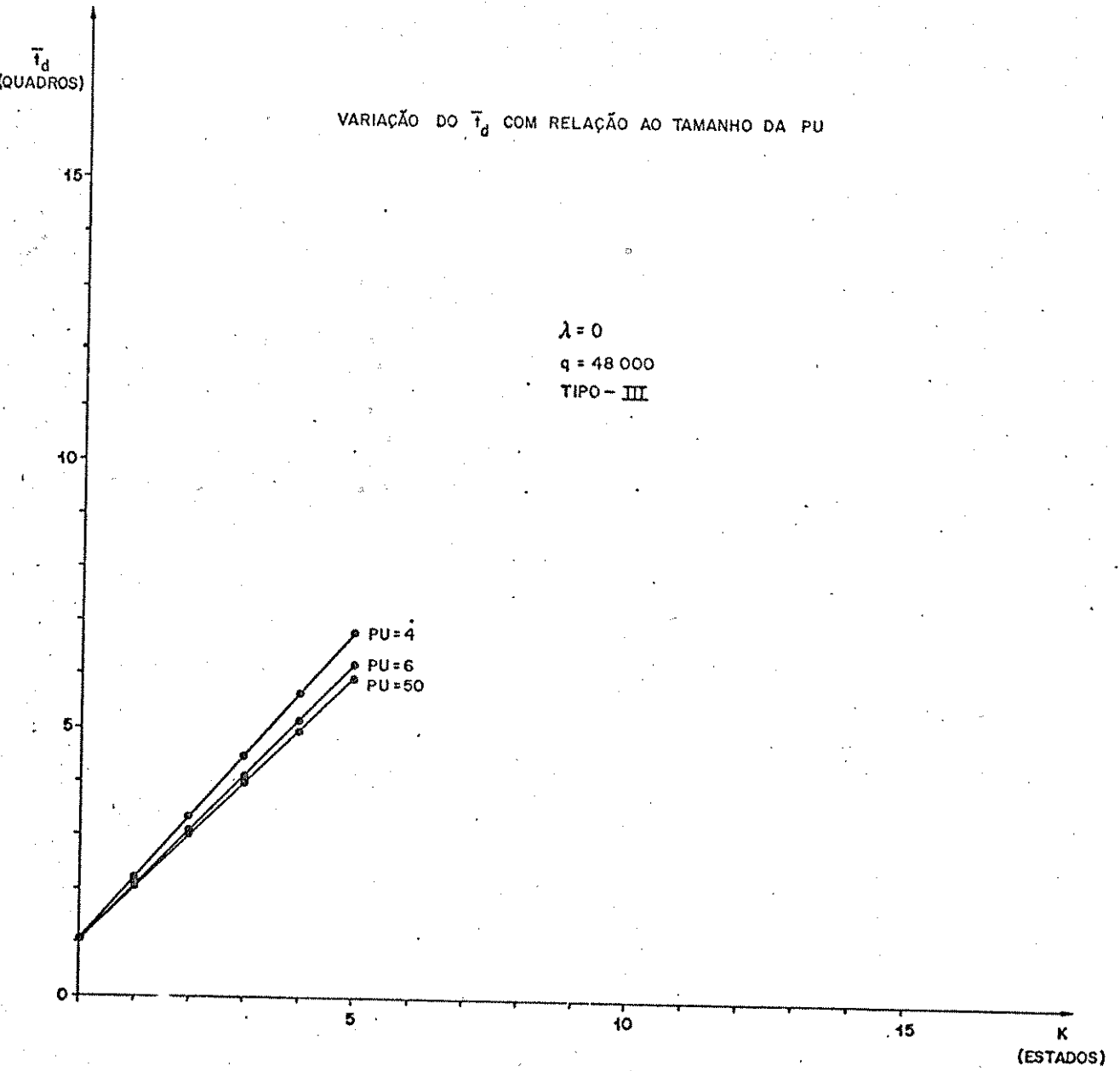


Fig. VIII.7

ra $P_d=1$, no pior caso, ou seja, \bar{t}_{s1p} . Embora esta medida seja parcial, ela simplifica as comparações entre as estratégias. As expressões gerais de \bar{t}_{s1p} para as estratégias do grupo A são reescritas a seguir:

Tipo I:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ P_F^{N+1} [q\bar{t}_d + Nq + 1] + (1-P_F) \left[1 + \sum_{i=1}^N (iq+1) P_F^i \right] \right\} \quad (\text{VIII.9})$$

tipo II:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ P_F^{N+1} [q\bar{t}_d + Nq + 1] + (1-P_F) \left[1 + \sum_{i=1}^N (iq+1) P_F^i \right] \right\} \quad (\text{VIII.10})$$

Tipo III:

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ 1 + q \cdot \frac{P_F - P_F^2 - P_F^3}{(1-P_F)^3} \right\} \quad (\text{VIII.11})$$

Quando não existem estados confirmatórios nas estratégias Tipo I e Tipo II, isto é, $N=0$, as suas expressões para \bar{t}_{s1p} se reduzem a:

Tipo I: $\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \{ P_F \cdot q \cdot \bar{t}_d + 1 \}$ (VIII.12)

Tipo II: $\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \{ P_F \cdot q \cdot \bar{t}_d + 1 \}$ (VIII.13)

Embora a estratégia Tipo. III possua uma expressão para \bar{t}_{s1p} aproximada, ela nos fornece uma boa precisão quando $N \geq 2$. Devido a esta aproximação, não vamos incluir as curvas que caracterizam esta estratégia juntamente com os gráficos para o Tipo I e Tipo II.

Nas Figs. VIII.8 e VIII.9, apresentamos duas curvas de $\bar{t}_{s1p} \times N$ para as estratégias Tipo I e Tipo II. Na Fig. VIII.8, utilizamos $\lambda_1=0$, $\lambda_2=8$ e $K=16$, ao passo que na Fig. VIII.9, utilizamos $\lambda_1=4$

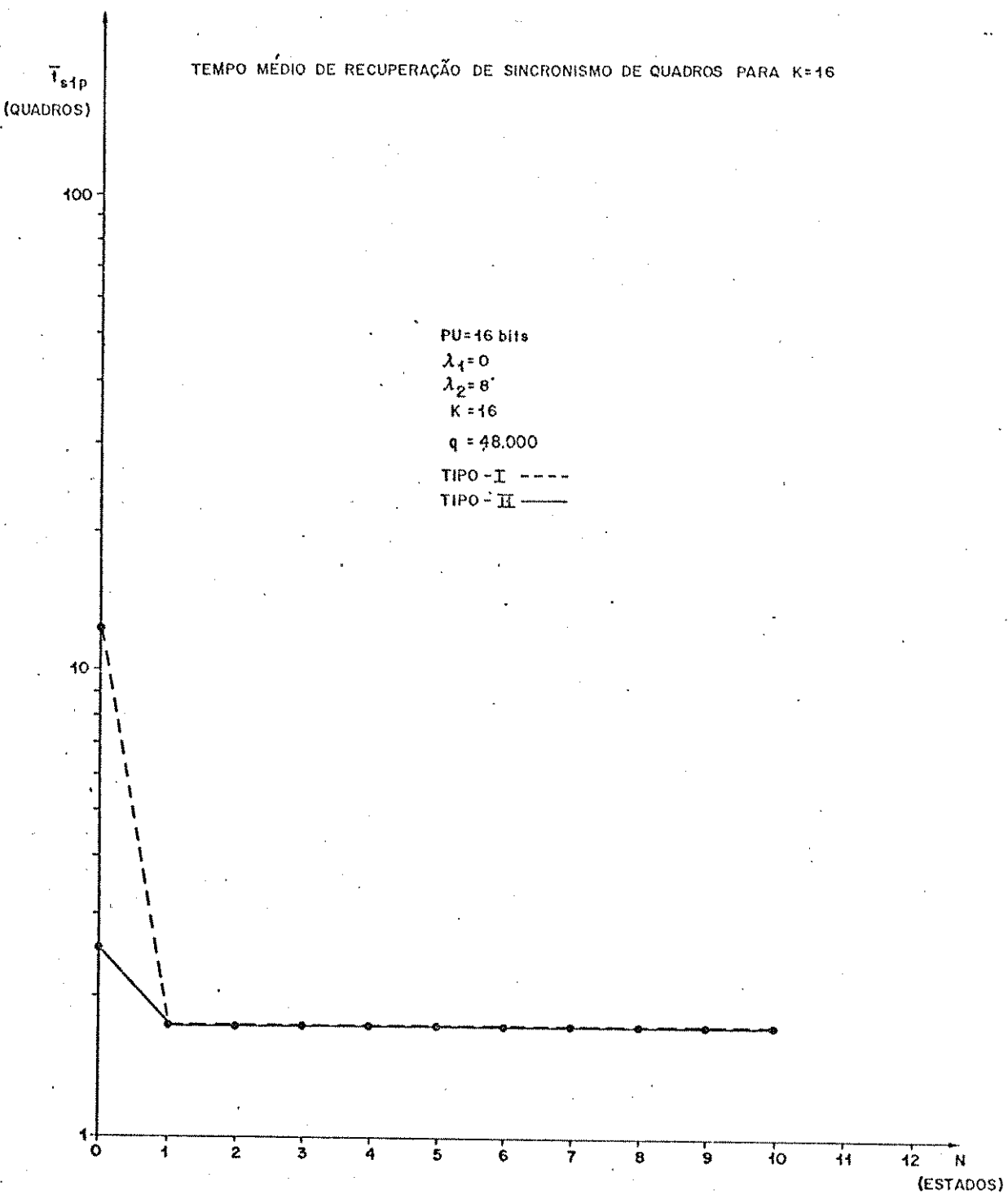


Fig. VIII.8

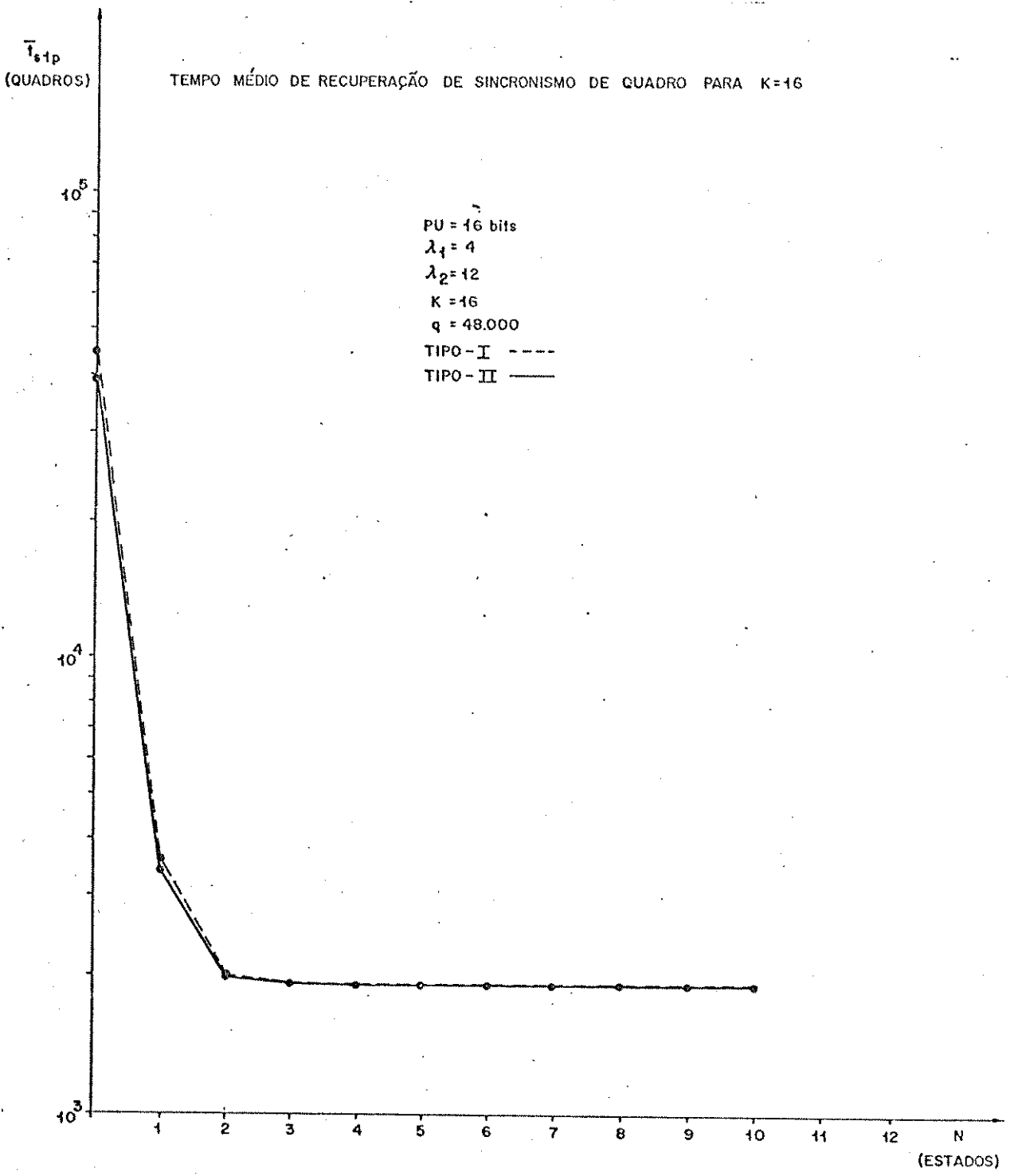


Fig. VIII.9

e $\lambda_2=12$, mantendo inalterados os parâmetros restantes.

Pelas Figs. VIII.8 e VIII.9, notamos que a rápida estabilização de \bar{t}_{s1p} num valor fixo, quando aumentamos o número de estados confirmatórios, indica que apenas alguns destes estados já são suficientes para evitar que o sistema entre em sincronismo quando ocorrem falsas detecções consecutivas da PU. Entretanto, quando $P_d < 1$, a utilização de um valor pequeno para N não é aconselhável.

Note ainda que a estratégia do Tipo II possui para valores pequenos de N , um tempo médio de recuperação de sincronismo ligeiramente menor que para o Tipo I. Quando aumentamos o valor de N , elas se estabilizam no mesmo valor de saturação \bar{t}_{s1p} . Isto ocorre devido ao fato de \bar{t}_d , que aparece na equação de \bar{t}_{s1p} , ter um valor menor para a estratégia Tipo II.

Obviamente, com o aumento do número de estados confirmatórios, a influência de \bar{t}_d sobre \bar{t}_{s1p} vai se tornando cada vez menor.

A influência dos limiares no tempo de recuperação de sincronismo é marcante, sendo que pequenas variações de λ_1 e λ_2 ocasionam mudanças significativas no \bar{t}_{s1p} .

Nas Figs. VIII.10 e VIII.11, traçamos as curvas $\bar{t}_{s1p} \times K$, parametrizadas em N , para as estratégias Tipo I e Tipo II. Utilizamos $\lambda_1=0$, $\lambda_2=8$ e $\lambda_1=4$, $\lambda_2=12$ nas Figs. VIII.10 e VIII.11, respectivamente.

Como podemos notar, as curvas de \bar{t}_{s1p} , parametrizadas em N , tendem a uma curva comum quando o número de estados confirmatórios cresce. Na Fig. VIII.10, as curvas coincidem a partir de $N \geq 1$, enquanto que na Fig. VIII.11, elas coincidem para $N \geq 2$. A estratégia do Tipo I possui um \bar{t}_{s1p} maior que para o Tipo II, devido à influência de \bar{t}_d no cálculo de \bar{t}_{s1p} , conforme já explicamos anteriormente.

A estratégia do Tipo III possui uma expressão aproximada para \bar{t}_{s1p} , o que nos impede de analisar a influência de \bar{t}_d para poucos estados confirmatórios, bem como avaliar o seu comportamento em relação ao número de estados de pré-alarmedo. Apesar disso, a expressão de \bar{t}_{s1p} nos fornece uma idéia do seu valor de estabilização para valores grandes de N . Tomando $\lambda_1=0$, $PU=16$ bits e $q=48000$

1p
(ADROS)

TEMPO MÉDIO DE RECUPERAÇÃO DE SINCRONISMO DE QUADRO PARA N FIXADO

PU = 16 bits
 $\lambda_1 = 0$
 $\lambda_2 = 8$
q = 48.000
TIPO - I - - - -
TIPO - II - - - -

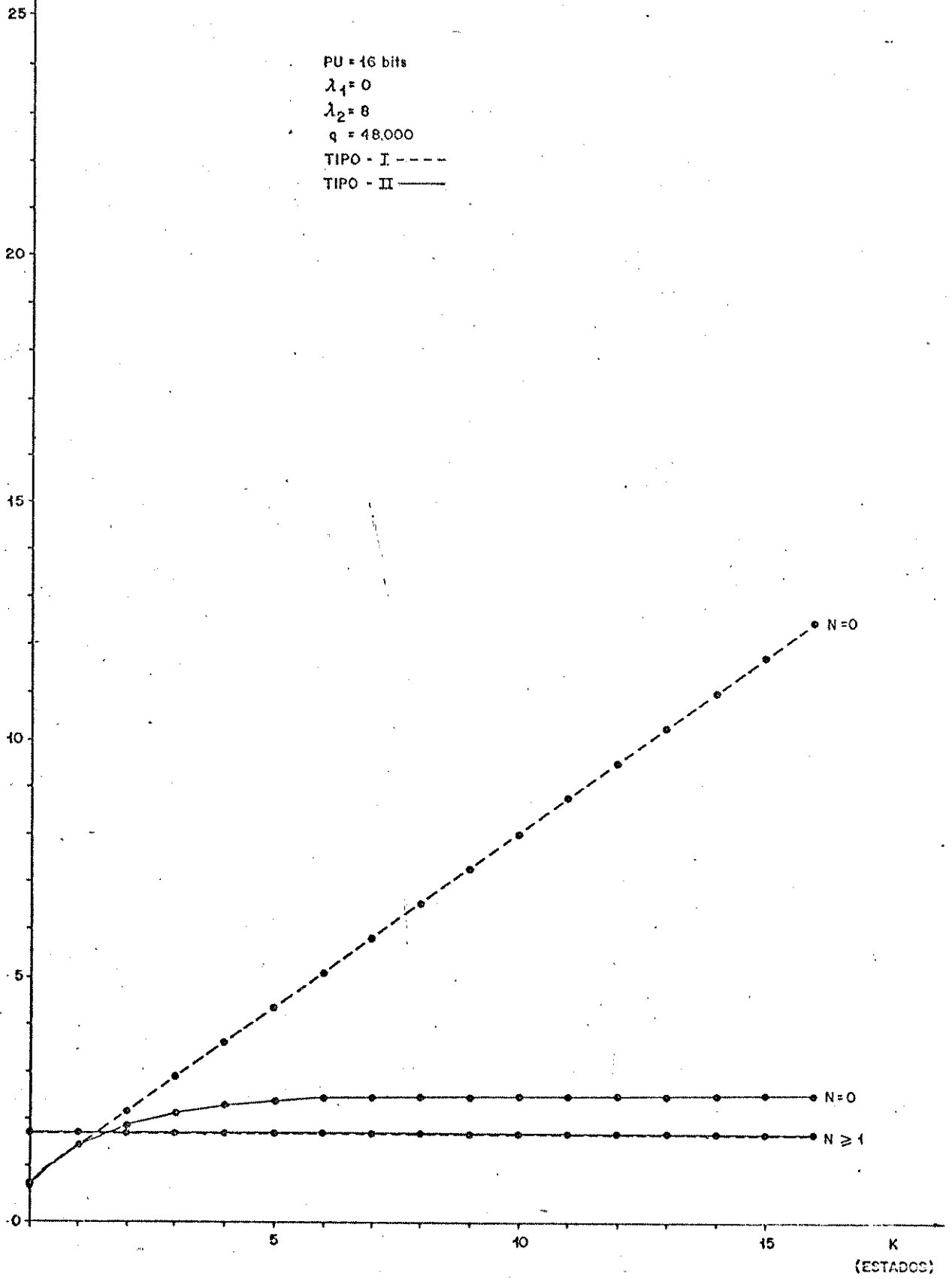


Fig. VIII.10

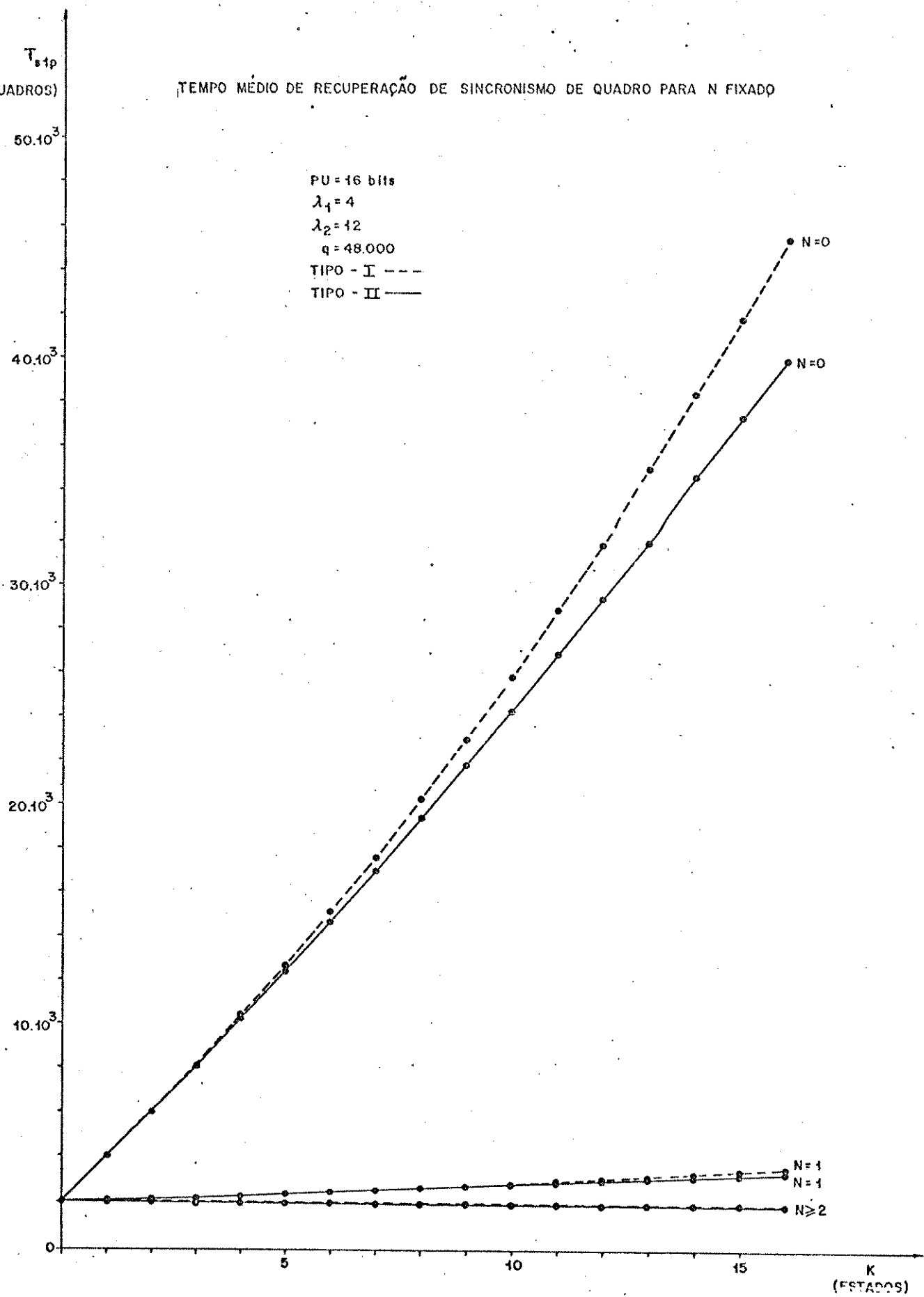


Fig. VIII.11

bits, podemos calcular este valor para \bar{t}_{s1p} :

$$P_F = \frac{1}{2^M} \sum_{i=0}^{\lambda} \binom{M}{i} = \frac{1}{2^{16}} \cong 1,526 \cdot 10^{-5}$$

$$\bar{t}_{s1p} = \frac{1}{q} + \frac{q-1}{q} \left\{ 1 + q \frac{P_F - P_F^2 + P_F^3}{(1-P_F)^3} \right\}$$

Substituindo os valores de P_F e q na expressão acima, temos:

$$\bar{t}_{s1p} = 1,732 \text{ quadros}$$

Variando o limiar para $\lambda_1=4$, obtemos:

$$P_F = 3,841 \cdot 10^{-2}$$

$$\bar{t}_{s1p} = 2,15 \cdot 10^3 \text{ quadros}$$

Note que estes dois valores de \bar{t}_{s1p} , para a estratégia Tipo III, coincidem com os respectivos valores de estabilização de \bar{t}_{s1p} para N grande, das estratégias Tipo I e Tipo II.

VIII.3 - ESTRATÉGIAS DO GRUPO B

As duas estratégias que compõem o grupo B, operam de forma diferente das do grupo A. No algoritmo de verificação de sincronismo, estas estratégias realizam um número pré-determinado de testes antes de tomar uma decisão a respeito do sincronismo de quadro.

A estratégia Tipo V é um aprimoramento da do Tipo IV, aproveitando das características do algoritmo de verificação de sincronismo de quadro para obter um melhor tempo médio de detecção da perda de sincronismo sem, contudo, degradar o tempo médio de retenção.

Na análise e comparação entre estas duas estratégias, assumiremos um comprimento de quadro igual a 48000 bits, uma PU com tamanho de 16 bits, um número máximo de testes $J=16$, limiares $\lambda=0$ e $\lambda=4$.

VIII.3.1 - Tempo Médio de Retenção de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_r)

Como já vimos, o algoritmo de verificação de sincronismo de quadro de cada uma das estratégias nos fornece as expressões gerais para \bar{t}_r , reescritas a seguir:

$$\text{Tipo IV: } \bar{t}_r = J + \frac{\sum_{i=K}^J i \cdot A_i}{E} \quad (\text{VIII.14})$$

$$\text{Tipo V: } \bar{t}_r = \frac{\sum_{i=K}^J i \cdot A_i + \sum_{i=J-K+1}^J i \cdot E_i}{J + \sum_{i=J-K+1}^J E_i} \quad (\text{VIII.15})$$

Da mesma forma que para o grupo A, o cômputo de grandes valores de \bar{t}_r , quando P_e tende a zero, limita a utilização de um programa computacional geral que forneça \bar{t}_r para quaisquer valores designados aos parâmetros não-estatísticos. Outro problema que também causa essa limitação, está localizado nas somatórias do denominador das expressões de \bar{t}_r . Para a estratégia do Tipo IV, a somatória

$$\sum_{i=K}^J A_i$$

tende inferiormente a 1, quando P_e tende a zero. Como os A_i 's tendem a zero à medida que i se aproxima de J , ocorrem problemas de arredondamentos no cômputo dos A_i 's, consequentemente ocasionando erros em

$$E = 1 - \sum_{i=K}^J A_i$$

Na estratégia do Tipo V, a somatória situada no denominador de \bar{t}_r , tende para zero à medida que P_e tende a zero, provocando os mesmos problemas de aproximação, descritos para a estratégia Tipo IV, no cômputo dos E_i 's, ocasionando valores equivocados para \bar{t}_r .

Tomando o limiar $\lambda=0$ para o cálculo das probabilidades A_i , E , E_i , podemos construir os gráficos de $\bar{t}_r \times P_e$, parametrizados

no número K de confirmações, apesar das limitações já citadas. As Figs. VIII.12 e VIII.13 apresentam estes gráficos para as estratégias Tipo IV e Tipo V, respectivamente.

Analisando as Figs. VIII.12 e VIII.13, observamos que ambas as estratégias possuem o mesmo comportamento para valores pequenos de P_e ($\geq 10^{-2}$). A degradação de \bar{t}_r da estratégia Tipo V em relação a Tipo IV só começa a ser notada com maior evidência à medida que P_e se aproxima da unidade. Como os sistemas de comunicações digitais que se utilizam de estruturas de quadro, geralmente operam com taxas de erro menores que 10^{-4} , as duas estratégias praticamente se equivalem no tocante a \bar{t}_r .

Podemos ainda notar que quanto menor o número K de confirmações dentro dos J testes possíveis, maior será o \bar{t}_r . Isto ocorre devido ao fato da probabilidade de detecção de K palavras de sincronismo dentro de J testes, ser inversamente proporcional a esse número K de confirmações desejadas.

Como ilustração, tomemos um canal com taxa de erro de bit igual a 10^{-5} , sendo $K=11$ e $J=16$. Nestas condições, o tempo médio de retenção de sincronismo de quadro para ambas as estratégias será de $7,61 \cdot 10^{19}$ quadros, o que equivale, para um quadro de $750 \mu s$ no sistema AMDT, a um $\bar{t}_r = 2,49 \cdot 10^7$ séculos! Nas mesmas condições, para $K=15$ temos um $\bar{t}_r = 4,89 \cdot 10^6$ quadros, ou seja, apenas 1 hora, 1 minuto e 9 segundos!

VIII.3.2 - Tempo Médio de Detecção da Perda de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_d)

Como para \bar{t}_r , o tempo médio de detecção da perda de sincronismo é calculado a partir do algoritmo de verificação de sincronismo. A diferença básica está na substituição das probabilidades P_d e P_m por P_F e $(1-P_F)$, respectivamente, para o cômputo das probabilidades A_i , E_i e E . Portanto, a expressão de \bar{t}_d para as estratégias do grupo B possui a mesma estrutura de \bar{t}_r . As equações gerais de t_d são reproduzidas a seguir.

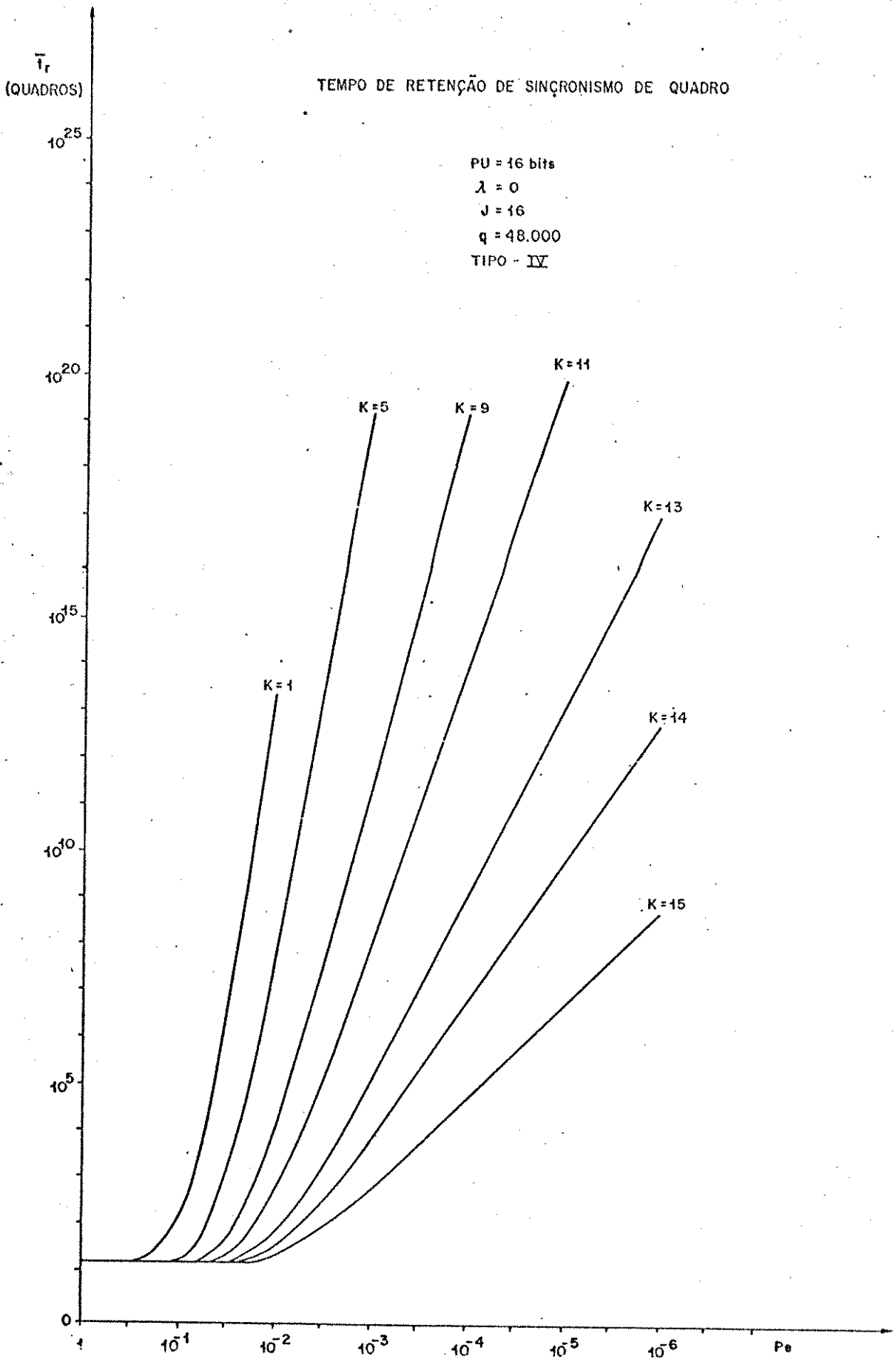


Fig. VIII.12

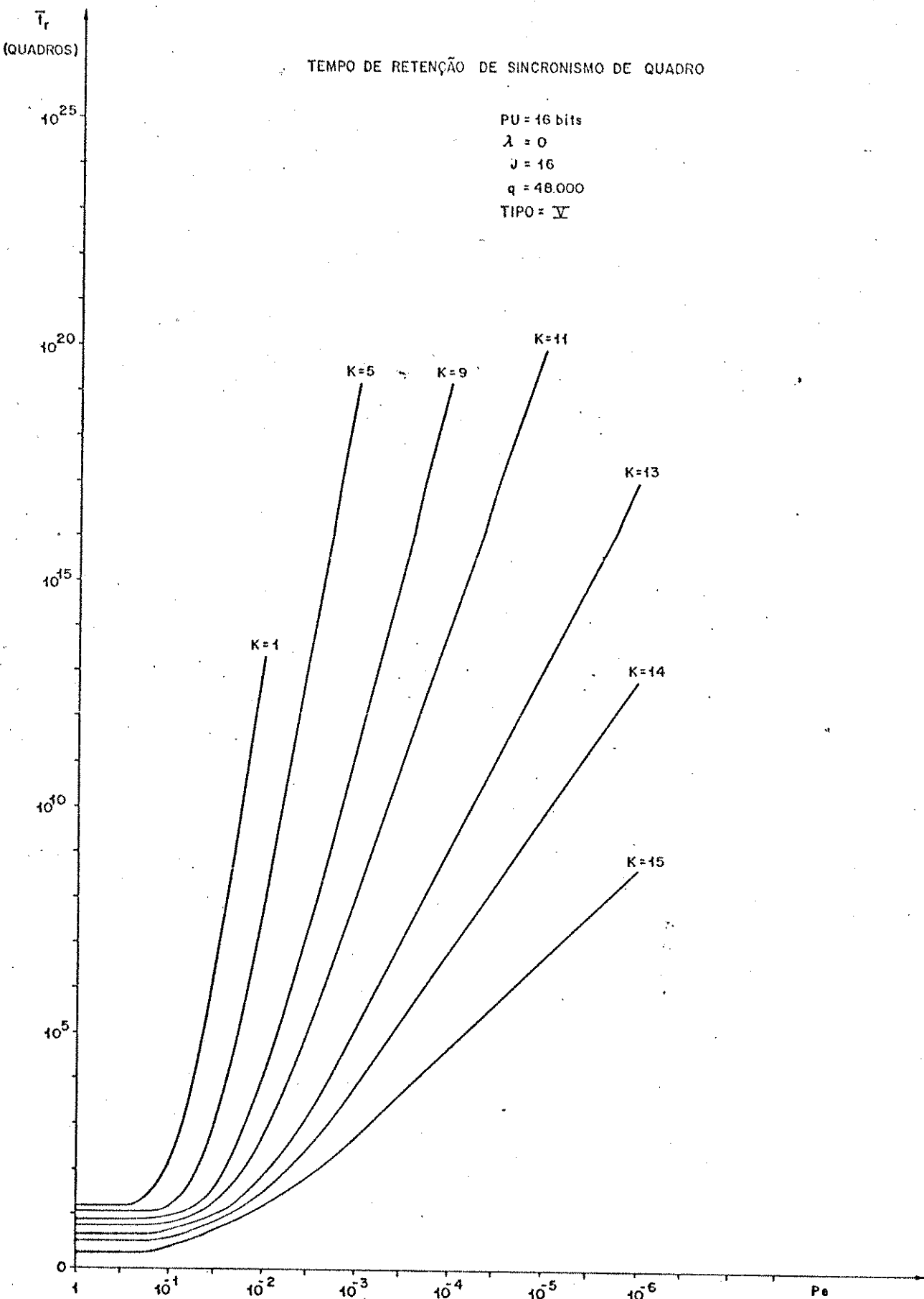


Fig. VIII.13

$$\text{Tipo IV: } \bar{t}_d = J + \frac{\sum_{i=K}^J i \cdot A_i}{E} \quad (\text{VIII.16})$$

$$\text{Tipo V: } \bar{t}_d = \frac{\sum_{i=K}^J i \cdot A_i + \sum_{i=J-K+1}^J i \cdot E_i}{J + \sum_{i=J-K+1}^J E_i} \quad (\text{VIII.17})$$

Assumindo $\lambda=0$, podemos construir o gráfico $\bar{t}_d \times K$ com curvas parametrizadas no número máximo (J) de testes de PU admissíveis, conforme mostrado na Fig. VIII.14. Este gráfico mostra que a estratégia do Tipo IV possui o \bar{t}_d praticamente constante e igual a J quadros, para qualquer número K de confirmações de PU. Já a estratégia Tipo V possui um \bar{t}_d aproximadamente igual a $(J-K+1)$ quadros, portanto, decaindo linearmente à medida que K aumenta. Este fato faz com que a estratégia do Tipo V tenha sempre um \bar{t}_d menor ou igual que aquele da estratégia Tipo IV, para qualquer valor assumido pelo parâmetro K .

O aumento na eficiência da detecção da perda do sincronismo na estratégia Tipo V gera uma pequena degradação no \bar{t}_r , para valores de $P_e \geq 10^{-1}$, em relação a Tipo IV. Esta degradação no \bar{t}_r é insignificante na prática, pois para $P_e < 10^{-1}$, as duas estratégias se equivalem no tocante a \bar{t}_r .

Alterando o limiar de decisão para $\lambda=4$ e mantendo inalterados os demais parâmetros, um novo gráfico de $t_d \times K$ é obtido, conforme ilustrado na Fig. VIII.15.

Quando o limiar de decisão cresce, a probabilidade de falsa detecção de uma PU também aumenta, implicando num aumento do valor de \bar{t}_d . Este efeito é mais acentuado quando o número K de confirmações de PU é pequeno quando comparado ao número máximo J de testes admissíveis, dado que a ocorrência de imitações de PU na mesma posição em cada quadro, durante os J testes, é rara.

À medida que K aumenta, o valor de t_d na estratégia Tipo IV tende para J , enquanto que na Tipo V ele tende para $(J-K+1)$, aproximando-se, portanto, das curvas obtidas na Fig. VIII.14.

Vamos agora analisar o efeito da variação do tamanho da palavra única nas duas estratégias. Para isso, vamos construir os

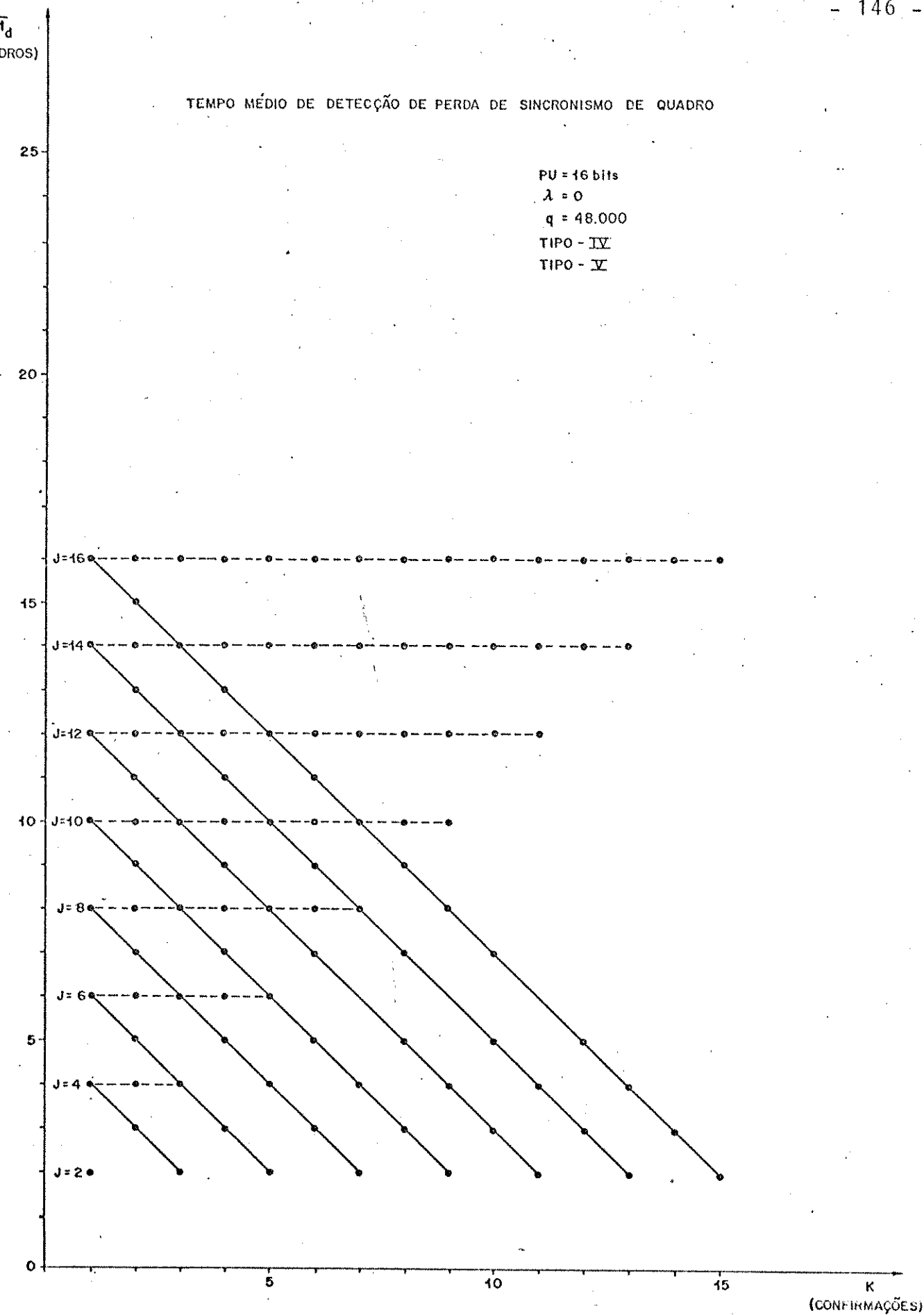


Fig. VIII.14

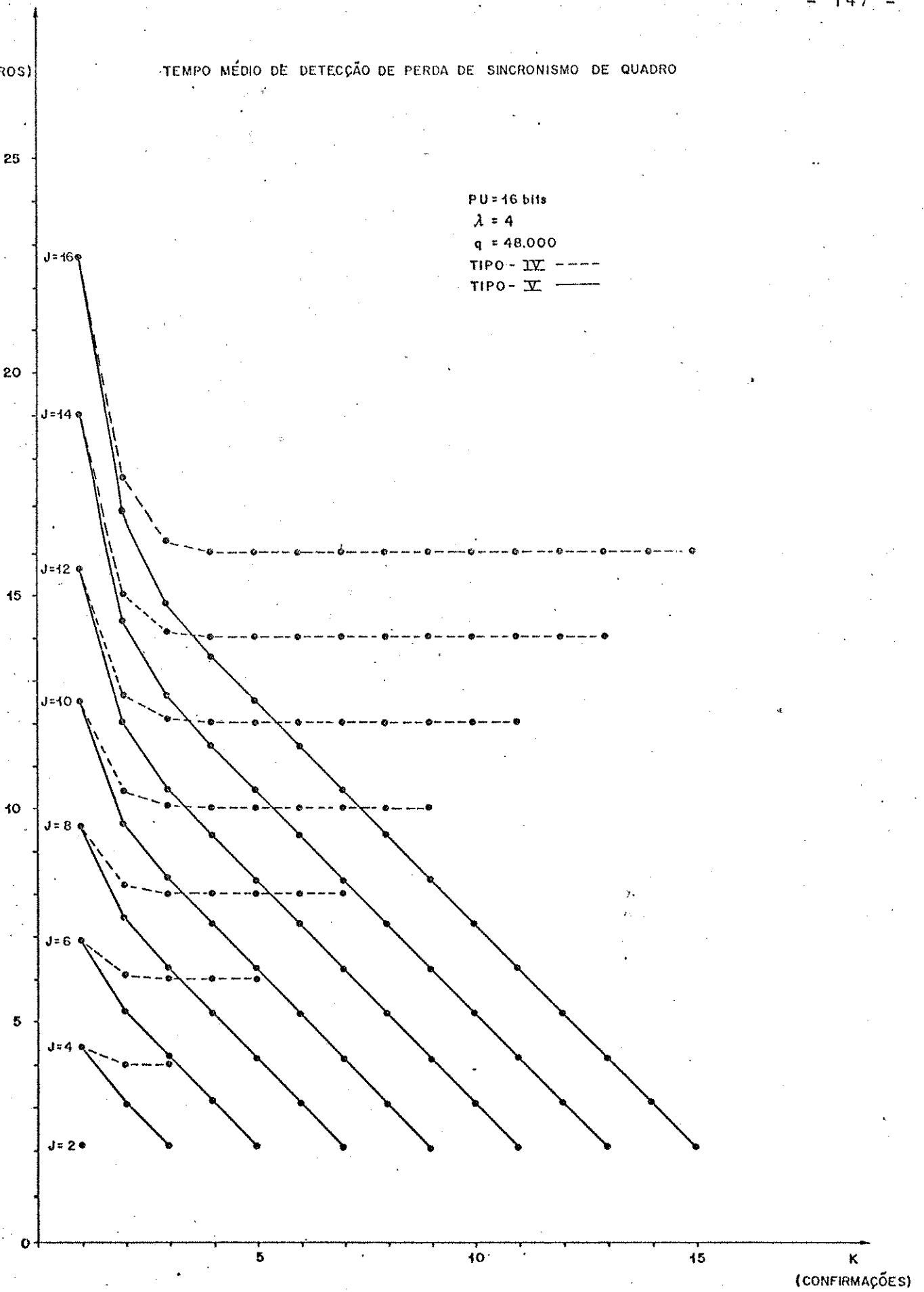


Fig. VIII.15

gráficos de $\bar{t}_r \times K$, parametrizados no tamanho da PU e utilizando $\lambda = 0$. Estes gráficos são mostrados nas Figs. VIII.16 e VIII.17 para as estratégias Tipo IV e Tipo V, respectivamente.

Quando diminuimos o comprimento da PU, a probabilidade de falsa detecção aumenta, ocasionando o aumento da probabilidade de detecção de falsas PU's consecutivas na mesma posição a cada quadro, para um dado número máximo de testes. Isto produz um aumento do valor de \bar{t}_d , principalmente para um pequeno número de detecções de PU's desejadas (K) dentro dos J testes possíveis.

À medida que aumentamos o comprimento da PU, o valor de \bar{t}_d da estratégia Tipo IV tende a J, mesmo para valores pequenos de K em relação a J. Analogamente, a estratégia Tipo V tem o seu valor de \bar{t}_d tendendo a (J-K+1) com o aumento do comprimento de PU. Note que o aumento da PU a partir de um certo valor, não mais implicará numa diminuição significativa do valor de \bar{t}_d , mesmo para valores pequenos de K. Como exemplo, as curvas de $\bar{t}_r \times K$, parametrizados em comprimentos de PU de 16, 20 ou mais bits, são praticamente as mesmas para ambas as estratégias deste grupo. A eficiência de transmissão de informações é tanto maior quanto menor for os bits de controle inseridos no quadro, portanto, devemos sempre optar pela PU de menor comprimento que satisfaça as exigências do sistema.

VIII.3.3 - Tempo Médio de Recuperação de Sincronismo de Quadro (\bar{t}_s)

Embora as estratégias Tipo IV e Tipo V tenham sido apresentadas nos capítulos anteriores como estratégias completas, o seu algoritmo de verificação de sincronismo é o que realmente nos interessa. Portanto, não é de grande interesse a análise comparativa dessas duas estratégias em relação ao tempo médio de recuperação do sincronismo, motivo pelo qual deixamos de apresentá-la aqui.

VIII.4 - CONCLUSÕES

As estratégias de sincronização, como já mencionamos, não podem ser comparadas entre si de uma maneira geral. Uma análise

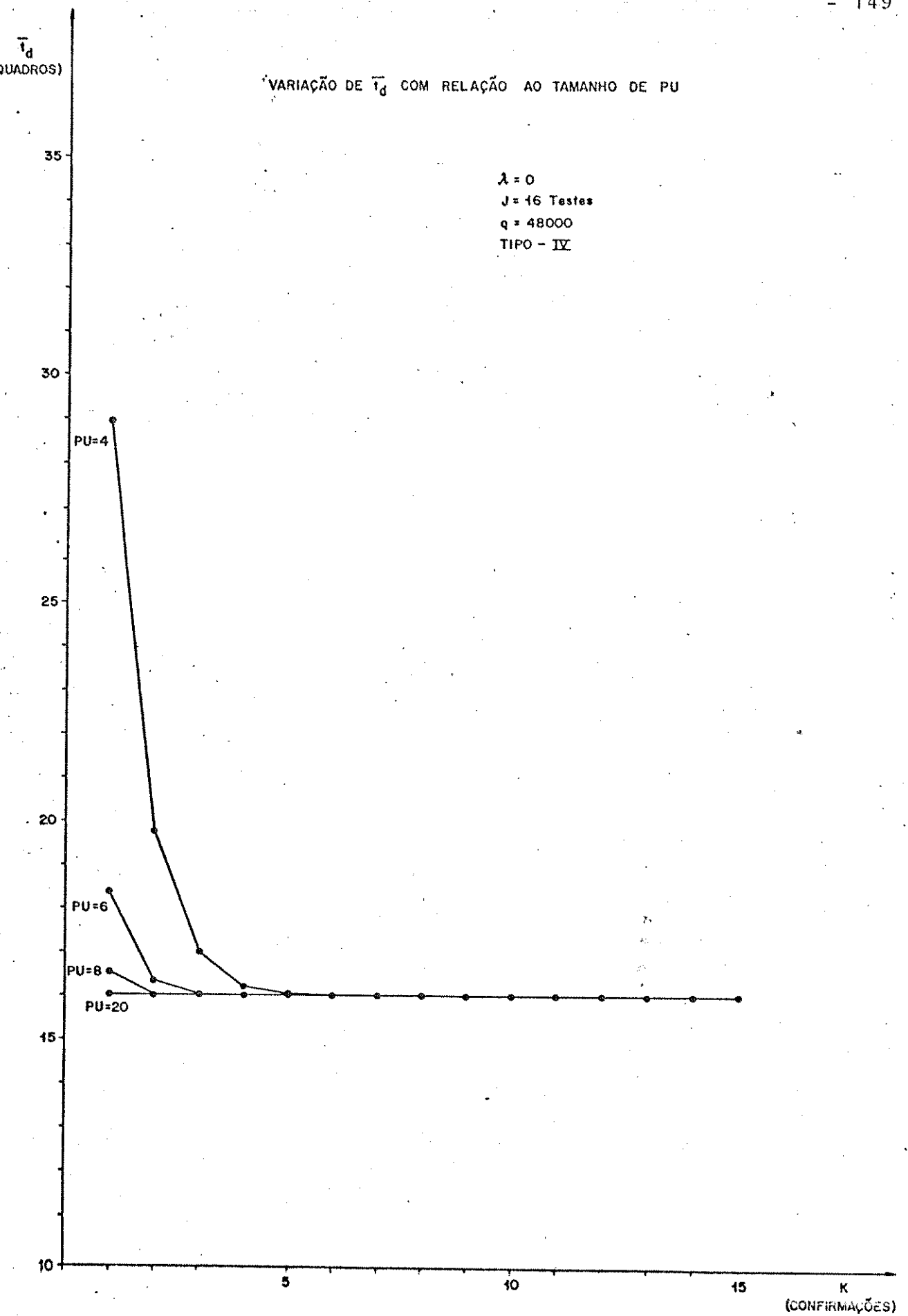


Fig. VIII.16

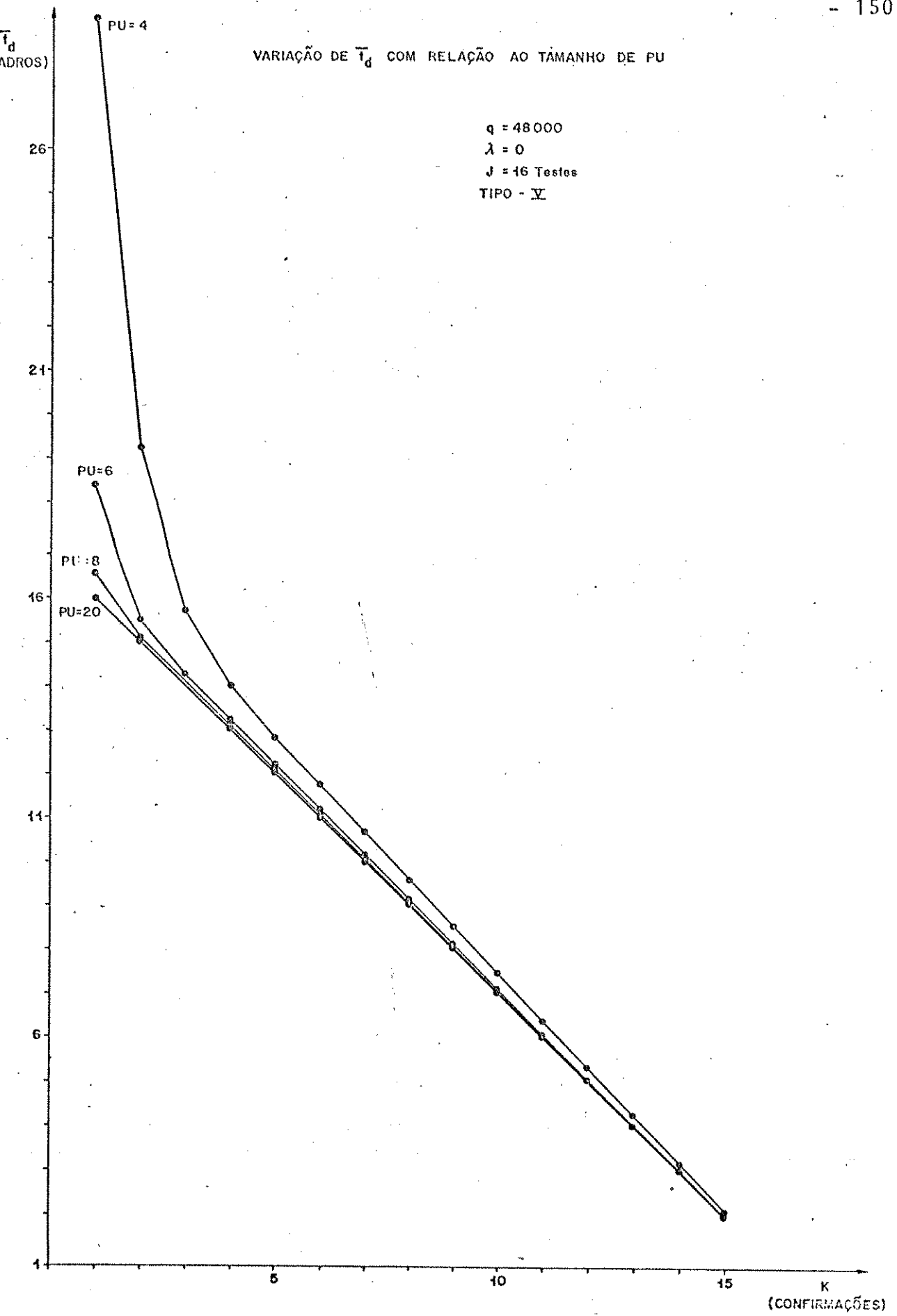


Fig. VIII.17

comparativa entre as estratégias só pode ser obtida com a particularização de alguns parâmetros não-estatísticos. Por outro lado, não é possível também comparar as várias estratégias sob o ponto de vista de \bar{t}_r ou \bar{t}_d separadamente, já que existe um compromisso entre esses tempos médios.

Na realidade, também existe um compromisso entre \bar{t}_d e \bar{t}_s , como já observado anteriormente. Todavia, a influência de \bar{t}_d sobre \bar{t}_s decresce à medida que aumentamos o número de estados confirmatórios, portanto, podemos dissociar \bar{t}_s de \bar{t}_d para N suficientemente grande.

VIII.4.1 - Estratégias do Grupo A

Numa análise das assíntotas de $\bar{t}_r \times P_e$, gráfico da Fig. VIII.1, verificamos que todas as três estratégias deste grupo possuem o mesmo comportamento, quando P_e assume valores menores que 10^{-2} . Assim, neste caso o melhor compromisso $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$ se reduz ao melhor \bar{t}_d .

O comportamento de $\bar{t}_d \times K$, quando os limiares são fixados em $\lambda_1=0$ e $\lambda_2=8$, sugere que a estratégia Tipo II é melhor que as demais, devido ao seu menor \bar{t}_d , principalmente para números grandes de estados de pré-alarme (vide Fig. VIII.3).

Quando aumentamos os limiares para $\lambda_1=4$ e $\lambda_2=12$, notamos que a estratégia Tipo III torna-se melhor, devido a suas transições mais "suaves" (vide Fig. VIII.4). Entretanto, o segundo limiar, λ_2 , que influencia apenas a estratégia Tipo II, pode ser ajustado de tal forma a se obter novamente um \bar{t}_d melhor que para estratégia Tipo III.

Assim, concluímos que a estratégia Tipo II é melhor que as outras duas, sob o ponto de vista da relação $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$. Porém, torna-se importante ressaltar que esta análise foi desenvolvida tomando-se os erros de bits como sendo estatisticamente independentes.

Na presença de surtos de erros, o desempenho da estratégia Tipo II poderá se degradar bastante e uma análise mais cuidadosa será necessária.

Quanto ao tempo médio de recuperação de sincronismo de

quadro, as estratégias Tipo I e Tipo II possuem o mesmo algoritmo de aquisição de sincronismo. Assim, para N suficientemente grande, de tal forma que \bar{t}_d não influencie no comportamento de \bar{t}_s , as duas estratégias são idênticas sob o ponto de vista de \bar{t}_s (vide Fig. VIII.8 e Fig. VIII.9)

Quanto ao algoritmo de aquisição de sincronismo da estratégia Tipo III, a sua principal vantagem ocorre quando $P_d < 1$. Neste caso, a "suavidade" das transições entre estados confirmatórios pode impedir que a busca livre seja retomada após o alinhamento do sincronizador sobre a PU verdadeira.

VIII.4.2 - Estratégias do Grupo B

A análise comparativa das estratégias que compõem o grupo B é imediata, já que a Tipo V é um aprimoramento do algoritmo de verificação de sincronismo da estratégia Tipo IV. Esta melhoria ocasiona um menor \bar{t}_d para a estratégia Tipo V, sem que o \bar{t}_r apresente uma degradação significativa. Este efeito pode ser observado nas Figs. VIII.12 e VIII.13 para \bar{t}_r e nas Figs. VIII.14 e VIII.15 para \bar{t}_d .

Podemos, então, concluir que a estratégia Tipo V possui um melhor desempenho que a Tipo IV, independentemente dos parâmetros não-estatísticos fixados.

Quanto ao tempo médio de recuperação de sincronismo, as duas estratégias podem utilizar qualquer um dos algoritmos de aquisição de sincronismo usados no grupo A.

VIII.4.3 - Comparação entre as Estratégias Tipo I e Tipo V

A partir dos gráficos de $\bar{t}_d \times K$ e de $\bar{t}_r \times P_e$, podemos obter gráficos de $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$, parametrizados em P_e , para qualquer estratégia estudada neste trabalho.

Na Fig. VIII.18 apresentamos os gráficos de $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$, parametrizados em P_e , para as estratégias Tipo I e Tipo V, considerando os seguintes parâmetros: PU de 16 bits, limiar de decisão $\lambda = 0$

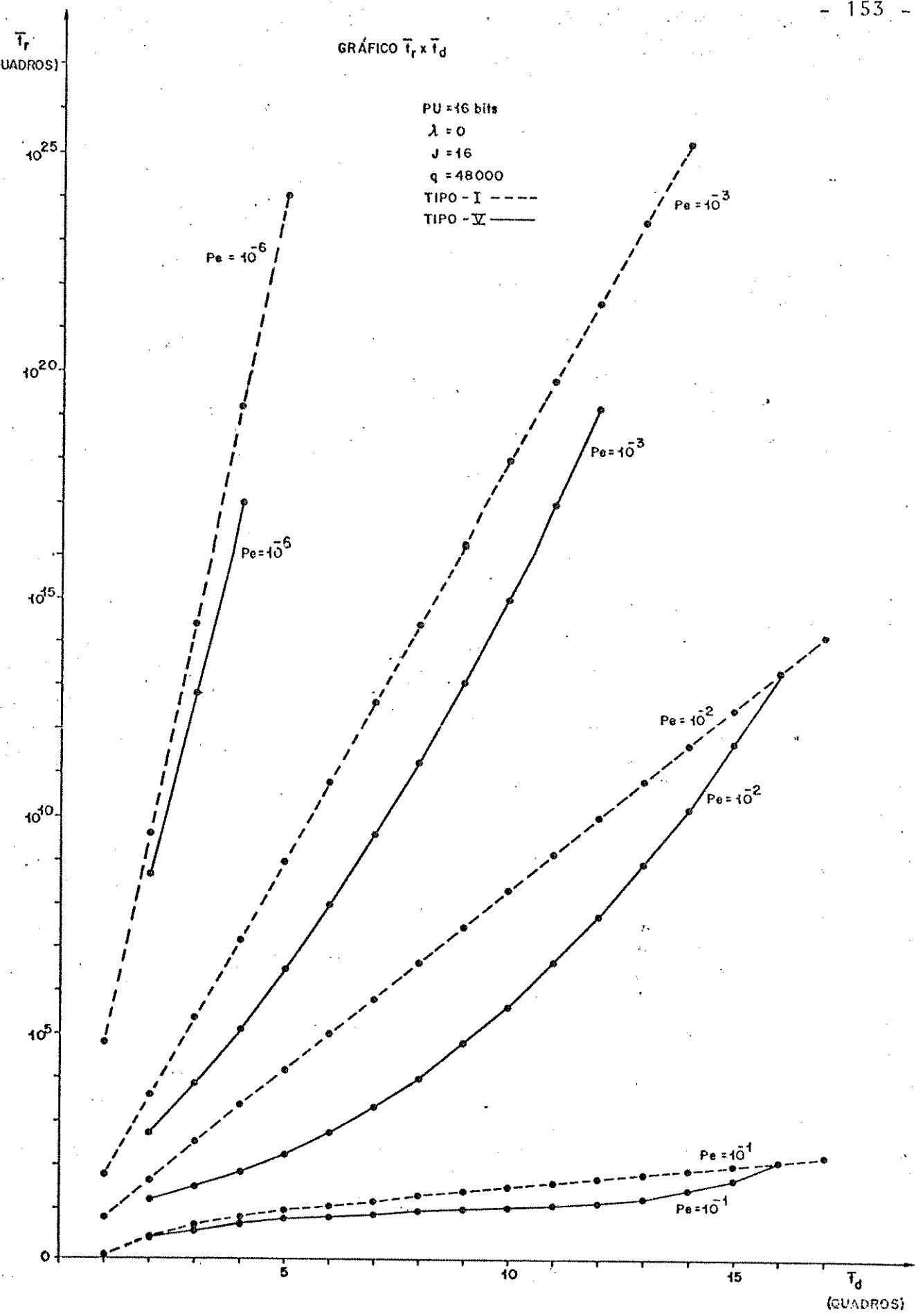


Fig. VIII.18

para ambas as estratégias e $J=16$ para a estratégia Tipo V.

A partir dos gráficos de $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$, a análise comparativa entre as estratégias se simplifica. Basta tomar a curva que mais se aproxima do eixo vertical do gráfico, na região de operação desejada, para se identificar a estratégia que possui a melhor relação $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$. Observe que as curvas que compõem os gráficos de $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$, parametrizados em P_e , possuem pontos discretos. As ligações feitas por segmentos de retas entre dois pontos adjacentes, servem apenas para facilitar a visualização dos gráficos, não implicando, contudo, na existência de pontos intermediários.

Analisando a Fig. VIII.18, podemos concluir que a estratégia Tipo I possui uma relação $\bar{t}_r \times \bar{t}_d$ melhor que a da Tipo V, especialmente para $P_e \leq 10^{-2}$.

APÊNDICE I.

REGRAS BÁSICAS DE REDUÇÃO DE FLUXOGRAMAS

A.1.1 - INTRODUÇÃO

Neste apêndice apresentaremos as regras básicas de redução de fluxogramas representativos de cadeias de Markov, com um número finito ou contável de estados. Apresentaremos também as expressões para a média e a variância do tempo de transição entre dois nós de uma cadeia de Markov genérica.

Um processo de Markov com um número finito ou contável de estados, possui estados que podem ser representados pelos nós de um fluxograma, onde as probabilidades de transição entre estados são indicadas por ramos direcionais quantificados. Em outras palavras, este fluxograma representativo consiste de uma malha onde os nós são conectados por ramos, podendo ser representado por um conjunto de equações lineares simultâneas. Os nós representam as variáveis do sistema, enquanto que os ramos que conectam dois nós atuam como um fator multiplicativo direcional, definindo a direção e a intensidade do fluxo entre estes nós. A direção do fluxo do sinal é dada por uma seta sobre o ramo, sendo o fator multiplicativo indicado por um número sobre o ramo. Em geral, o atraso sofrido pelo sinal na transição entre dois nós é representado pelo expoente de um operador (Z) implícito no fator multiplicativo do ramo de ligação.

Uma cadeia de Markov é um sistema linear invariante no tempo, onde as probabilidade de transição entre estados são constaⁿtes e independentes do tempo. Em certos casos, um sistema linear variante no tempo pode ser representado por uma cadeia de Markov (vide Capítulo II).

Sejam A e B dois estados quaisquer de uma cadeia de Markov representativa de um sistema linear discreto. A probabilidade do sistema sair do estado A e chegar a B em exatamente n passos é definida por $p(n)$, $n \geq 0$. Portanto, $p(n)$ representa a distribuição de probabilidade do tempo gasto para o sistema transitar do estado A até o estado B, isto é, do tempo gasto para o sistema alcançar o estado B pela primeira vez, dado que ele partiu do estado A em $t=0$.

A transformada Z da distribuição de probabilidade $p(n)$, $n \geq 0$, associada aos estados A e B, é definida por [9]:

$$P(Z) = \sum_{n=0}^{\infty} p(n) Z^n \quad (\text{A.I.1})$$

Já que $P(Z)$ contém toda a informação probabilística do tempo gasto do estado A ao estado B, definimo-na como a função de transferência do estado A para o estado B. Em geral, a utilização de $P(Z)$ facilita o tratamento analítico de problemas envolvendo $p(n)$. Dado $P(Z)$, podemos calcular $p(n)$ pela expansão de $P(Z)$ em série de Taylor em torno de $Z=0$.

A partir da função de transferência $P(Z)$, podemos facilmente calcular os vários parâmetros estatísticos relacionados ao tempo de transição do estado A ao estado B, como por exemplo: a probabilidade do sistema sair do estado A e chegar ao estado B, o tempo médio e a variância deste trajeto.

A probabilidade do sistema sair do estado A e chegar ao estado B é dada pela soma das probabilidades de todos os caminhos possíveis para se atingir o estado B, ou seja, é dada por:

$$\sum_{n=0}^{\infty} p(n)$$

Este procedimento é análogo a tomar $Z=1$ na expressão de $P(Z)$.

O tempo médio de transição de A a B é dado por [9]:

$$\bar{n} = \sum_{n=0}^{\infty} np(n) \quad (\text{A.I.2})$$

que é análogo a tomar a derivada de $P(Z)$ em relação a Z , fazendo em seguida $Z=1$, pois:

$$P(Z) = \sum_{n=0}^{\infty} p(n) Z^n$$

assim,

$$\begin{aligned} \frac{dP(Z)}{dZ} &= \frac{d}{dZ} \left\{ \sum_{n=0}^{\infty} p(n) Z^n \right\} = \\ &= \sum_{n=1}^{\infty} np(n) Z^{n-1} \end{aligned}$$

Portanto,

$$\bar{n} = \left. \frac{dP(Z)}{dZ} \right|_{Z=1} \quad (\text{A.I.3})$$

A variância do tempo de transição de A até B é dada pela expressão:

$$\begin{aligned} \text{var}(n) &= \overline{n^2} - \bar{n}^2 = \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} n^2 p(n) - \bar{n}^2 \end{aligned} \quad (\text{A.I.4})$$

Porém,

$$\begin{aligned} \frac{d^2 P(Z)}{dZ^2} &= \frac{d^2}{dZ^2} \left\{ \sum_{n=0}^{\infty} p(n) Z^n \right\} = \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} n(n-1) p(n) Z^{n-2} \end{aligned}$$

fazendo $Z=1$, obtemos:

$$\left. \frac{d^2 P(Z)}{dZ^2} \right|_{Z=1} = \sum_{n=0}^{\infty} n^2 p(n) - \sum_{n=0}^{\infty} np(n)$$

ou,

$$\sum_{n=0}^{\infty} n^2 p(n) = \left. \frac{d^2 P(Z)}{dZ^2} \right|_{Z=1} + \bar{n} \quad (\text{A.I.5})$$

Substituindo (A.I.5) em (A.I.4), obtemos:

$$\text{var}(n) = \left. \frac{d^2 P(Z)}{dZ^2} \right|_{Z=1} - \bar{n}^2 + \bar{n} \quad (\text{A.I.6})$$

A.I.2 - REGRAS PARA REDUÇÃO DE FLUXOGRAMAS [14],[13]

A composição básica de um fluxograma é dada por:

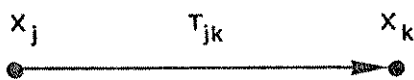


Fig. A.I.1

onde X_j e X_k são os nós do fluxograma que podem representar variáveis, estados, etc.; e T_{jk} é o ramo que representa a função de transferência entre os dois nós.

Um nó soma todos os sinais que chegam nele e transmite esta soma para todos os ramos que dele saem. Se os nós representarem variáveis de um sistema, então o ramo T_{jk} é, essencialmente, a função de transferência, que especifica a maneira na qual o sinal do nó K depende do sinal do nó j . As contribuições dos sinais dos nós j 's, X_j 's, para o sinal em K , é igual à soma dos produtos de X_j 's pelos ramos T_{jk} 's [14]:

$$X_K = \sum_j T_{jK} X_j \tag{A.I.7}$$

Podemos classificar os nós de um fluxograma em três tipos distintos [13]:

- 19) Nó Fonte: nó que possui somente ramos de saída, geralmente representa variável independente:

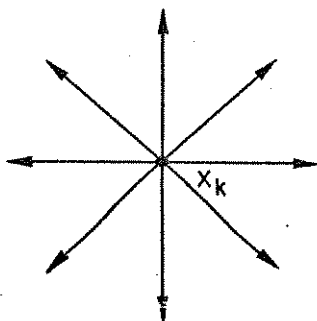


Fig. A.I.2

29) Nó de Recepção: nó que possui somente ramos de entrada, geralmente representa variável dependente:

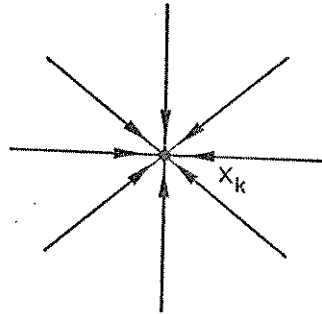


Fig. A.I.3

39) Nó Geral: nó que possui tanto ramos de entrada como de saída:

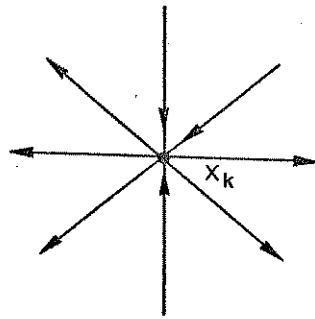


Fig. A.I.4

As regras para redução de fluxogramas são importantes ferramentas para a obtenção da função de transferência entre dois estados pré-determinados. Estas regras serão enumeradas a seguir de uma forma resumida [14],[13]:

a) Nós em cascata (série):



Fig. A.I.5

b) Ramos em paralelo (superposição):

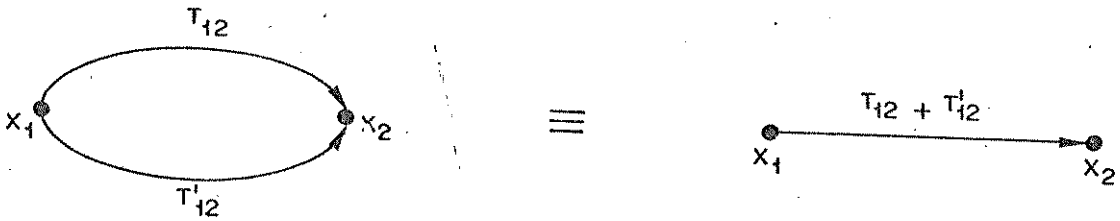


Fig. A.I.6

c) Absorção de um nó:

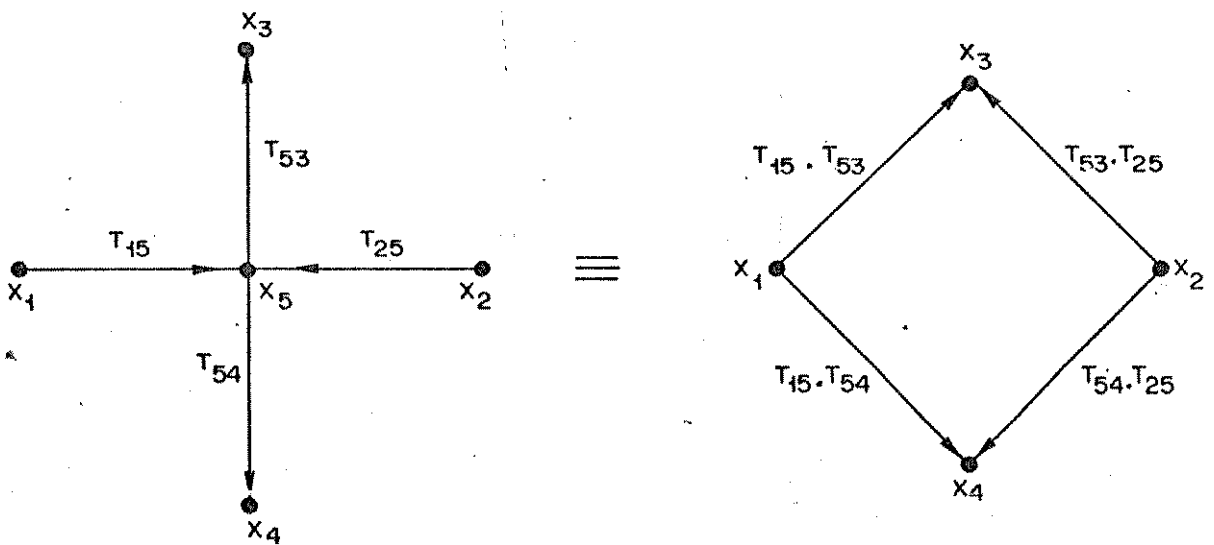


Fig. A.I.7

d) Absorção de um nó. (caso especial da regra c) :



Fig. A.I.8

e) Redução de um "loop" de realimentação:



Fig. A.I.9

f) Eliminação do "loop" de realimentação:



Fig. A.I.10

g) Regra de Mason [13]:

A função de transferência total entre dois estados pode também ser obtida através da fórmula desenvolvida por S.J.Mason . A função de transferência total é dada por:

$$T = \frac{1}{\Delta} \cdot \sum_n T_n \Delta_n \quad (\text{A.I.8})$$

onde:

19) T_n é a função de transferência de cada caminho direto entre o nó fonte e o nó recepção.

29) Δ é o determinante do grafo dado por:

$$\Delta = 1 - \Sigma L_1 + \Sigma L_2 - \Sigma L_3 + \dots \quad (\text{A.I.9})$$

sendo:

a) L_1 a função de transferência de cada caminho fechado e ΣL_1 é a soma de todos os caminhos fechados no grafo.

b) L_2 o produto das funções de transferências de dois "loop's" que não se tocam. Os "loop's" não se tocam se eles não tiverem qualquer nó em comum. A ΣL_2 é a soma do produto das funções de transferências de todas as possíveis combinações dos "loop's" que não se tocam dois-a-dois.

c) L_3 o produto das funções de transferências de três "loop's" que não se tocam. A ΣL_3 é a soma do produto das funções de transferências de todas as possíveis combinações dos "loop's" que não se tocam três-a-três.

d) L_4 o produto ...

39) Δ_n é o cofator de T_n . É o determinante do sub-grafo remanescente quando o caminho que produz T_n é removido.

A.I.3 - EXEMPLO DE REDUÇÃO DE UMA CADEIA DE MARKOV

Tomando o diagrama da Fig. A.I.11, vamos utilizar as re

gras de redução de fluxogramas e obter a função de transferência $P(Z)$ entre os nós Y_1 e Y_6 .

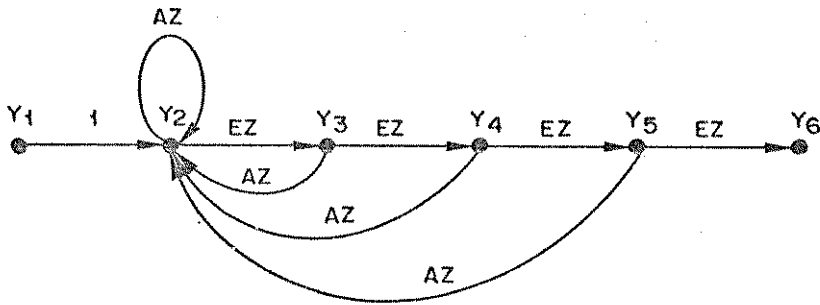


Fig. A.I.11

Vamos, inicialmente, eliminar o nó Y_3 aplicando a regra c do item anterior. Então, temos:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_3 = X_5 \\ Y_4 = X_3 \\ Y_2 = X_1 = X_4 \end{array} \right. \quad \left\{ \begin{array}{l} T_{15} = EZ \\ T_{53} = EZ \\ T_{54} = AZ \\ T_{25} = 0 \end{array} \right.$$

obtemos, assim, a Fig. A.I.12:

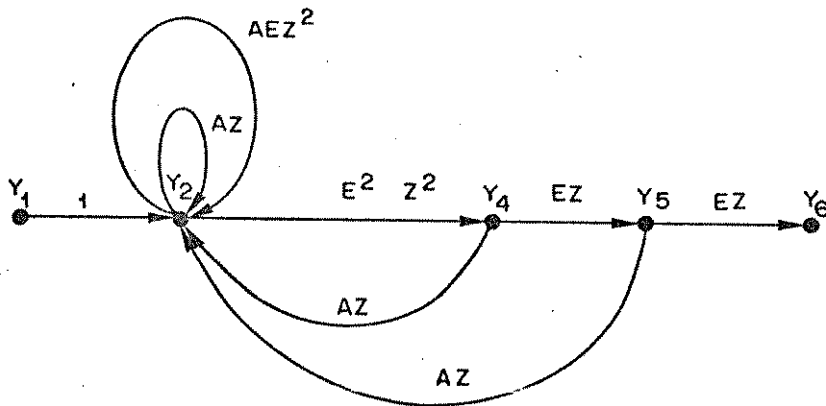


Fig. A.I.12

Aplicando a regra b no ponto Y_2 , obtemos:

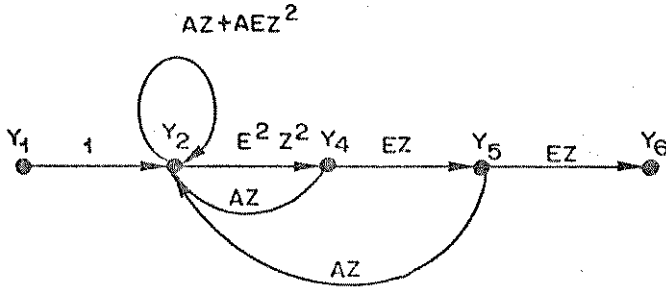


Fig. A.I.13

Eliminando o nó Y_4 através da regra c e aplicando a regra b em seguida no nó Y_2 , temos:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_4 = X_5 \\ Y_5 = X_3 \\ Y_2 = X_1 = X_4 \end{array} \right. \quad \left\{ \begin{array}{l} T_{15} = E^2Z^2 \\ T_{53} = EZ \\ T_{54} = AZ \\ T_{25} = 0 \end{array} \right.$$

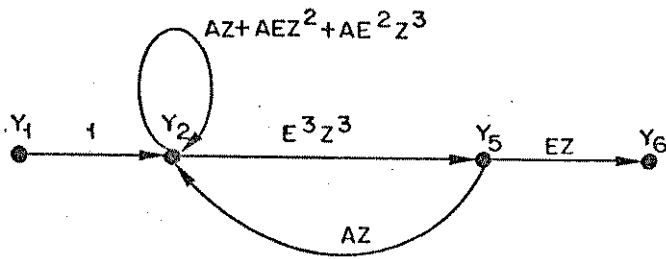


Fig. A.I.14

Novamente, aplicando as regras c e b nos n̄os Y_5 e Y_2 , respectivamente, obtemos:

$$\left\{ \begin{array}{l} Y_5 = X_5 \\ Y_6 = X_3 \\ Y_2 = X_1 = X_4 \end{array} \right. \quad \left\{ \begin{array}{l} T_{15} = E^3 Z^3 \\ T_{54} = AZ \\ T_{53} = EZ \\ T_{25} = 0 \end{array} \right.$$

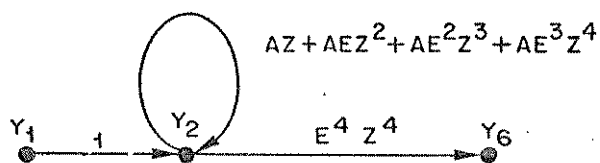


Fig. A.I.15

Utilizando a regra f na realimentação do n̄o Y_2 , obtemos:

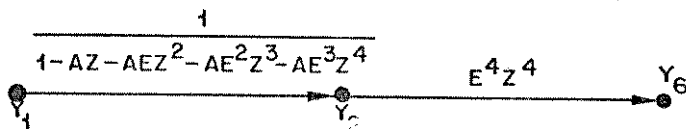


Fig. A.I.16

Finalmente, através da regra a, eliminamos o ponto Y_2 :

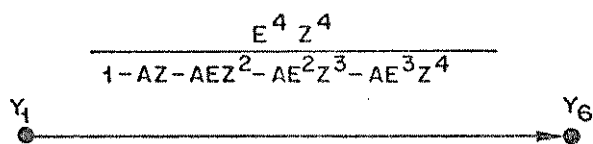


Fig. A.I.17

Portanto, $P(Z)$ será dada por:

$$P(Z) = \frac{E^4 Z^4}{1 - AZ - AEZ^2 - AE^2 Z^3 - AE^3 Z^4} \quad (\text{A.I.10})$$

REFERÊNCIAS

- [1] - W. SCHREMPP and T. SEKIMOTO, "Unique Word Detection in Digital Burst Communications", IEEE Trans. Commun. Technol., Vol. COM-16, Aug. 1968.
- [2] - P.P. NUSPL; K.E. BROWN; W. STEENAART and B. CHICOPOULOS, "Synchronization Methods for TDMA", Proc. IEEE, Vol. 65, Mar. 1977.
- [3] - A.S. ACAMPORA and R.E. LANGSETH, "Baseband Processing in a High-Speed Burst Modem for a Satellite Switched TDMA System", IEEE Trans. Commun., Vol. COM-27, Nº 10, Oct. 1979.
- [4] - A.S. ACAMPORA and J.T. CURRY, "Frame Synchronizer Concept for TDMA Burst Modems", IEEE Trans. on Aero. and Electr. Sys., VOL. AES-16, Nº 2, Mar. 1980.
- [5] - O.G. GABBARD, "Design of a Satellite Time Division Multiple Access Burst Synchronizer", IEEE Trans. Commun. Technol., Vol. COM-16, Nº 4, Aug. 1968.
- [6] - J.L. MASSEY, "Optimum Frame Synchronization", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-20, Nº 2, April 1972.
- [7] - O.G. GABBARD and P. KAUL, "Time Division Multiple Access", IEEE Electron Et Aerosp. Syst. Conv. (EASCOM), Oct. 7-9, 1974.
- [8] - D.T.R. MUNHOZ; J.R.B. DE MARCA and D.S. ARANTES, "On Frame Synchronization of PCM Systems", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-28, Nº 8, Aug. 1980.
- [9] - R.W. SITTler, "Systems Analysis of Discrete Markov Processes", IRE Trans. on Circ. Theory, Dec. 1956.

.../.

- [10] - P.M. KUBOTA e H. WALDMAN, "Demultiplexagem em Sistemas PCM de 2ª Ordem", Dep. Engenharia Elétrica, UNICAMP, Contrato TELEBRÁS, RT-37, Mar. 1978.
- [11] - R.A. SCHOLTZ, "Frame Synchronization Techniques", IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-28, Nº 8, Aug. 1980.
- [12] - L.L. LING, Tese de Mestrado em elaboração, Dep. Engenharia Elétrica, UNICAMP.
- [13] - J.J. D'AZZO and C.H. HOUPIS, "Feedback Control System, Analysis & Synthesis", N.Y , McGraw Hill, 2ª Ed., 1966.
- [14] - D.K. CHENG, "Analysis of Linear Systems", Reading Mass., Addison-Wesley, 1961.
- [15] - R. ASH, "Information Theory", Chap. 6, pg. 169-184, Interscience, N.Y., 1965.
- [16] - L.L. LING; R. BALDINI FILHO e D.S. ARANTES, Relatório Técnico em elaboração, Dep. de Engenharia Elétrica, UNICAMP, Contrato TELEBRÁS 033/80.