UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS

FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA

DEPARTAMENTO DE TELEMÁTICA

Este exemplar corresponde à redação final da tese defendida por Berenice Camargo Damasceno e aprovada pela comissão julgadora em 27/07/89

Campinas, 03/10/

MODELOS BASEADOS EM EXTENSÕES DE REDE DE PETRI PARA ANÁLISE DE PROTOCOLOS DE COMUNICAÇÃO

AUTORA: Berenice Camargo Damasceno

ORIENTADOR: Prof. Dr. Walter da Cunha Borelli

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do Título de Mestre em Engenharia Elétrica.

JULHO - 1989

A meus pais:

Benedicta C. Damasceno

e Ary Damasceno

A *Fábio Ricardo*

AGRADECIMENTOS

Agradeço ao meu orientador pela sua orientação, incentivo e sobretudo sua amizade, fatores que contribuiram para a realização deste trabalho.

Agradeço à indispensável ajuda financeira da CAPES e FAPESP, que me possibilitou desenvolver meu trabalho e também ao CPqD - Telebras através do Convênio DILIAS.

Gostaria também de agradecer ao amigo Mauro Marton pelas conversas e discussões tão importantes e necessárias para que chegasse à conclusão desta tese e, também a Roberto T. Tamura pela sua ajuda no trabalho computacional.

Aos amigos que me acompanharam no decorrer de meu trabalho: Vera, Graça, Magda, Kátia, Taka, Anírio e Valéria minha amizade e gratidão.

À Cristina Marton pela compreensão e amizade, e sobretudo pela sua ajuda no final de meu trabalho.

Às amigas Lucila, Mônica e Marisa obrigada pelo apoio e amizade.

À Eni, principalmente pela dedicação e amizade que me possibilitaram concluir este trabalho.

Meu muito obrigada a todo o pessoal amigo da Telemática: colegas, professores e funcionários.

Agradeço a todos que direta ou indiretamente me ajudaram a chegar a realizar esta tese e, que pelo espaço não mencionei nominalmente.

À minha família, meu carinho especial.

ÍNDICE

APÊNDICES:

1 INTRODUÇÃO

Através deste trabalho visamos o modelamento de protocolos de comunicação e sua posterior validação. Sendo assim passamos a dar uma visão mais abrangente sobre esse assunto procurando situar com clareza este trabalho.

A especificação, a validação e a utilização de sistemas complexos exigem o desenvolvimento de modelos e de ferramentas que permitam ao projetista adquirir um conhecimento satisfatório dos problemas encontrados. Por exemplo para sistemas sequenciais, o modelo automata de estado finito é largamente utilizado devido à facilidade de emprego tanto para a análise quanto para a síntese.

O problema se complica a partir do momento onde é necessário conceber sistemas que possam ser capazes de realizar tarefas simultâneas ou pseudo-simultâneas independentes umas das outras, com exceção de certos pontos de cooperação. Estes tipos de situações são encontradas por exemplo quando são considerados a cooperação de tarefas concorrentes ou na concepção de protocolos em redes de comunicação.

Uma rede de comunicação entre outras aplicações está presente tanto nas atuais redes locais de computadores como estarão presentes nas futuras Redes Digitais de Serviços Integrados (RDSI).

Com o objetivo de se diminuir a complexidade dos projetos de redes, estas têm sido organizadas de forma hierárquica, em camadas ou níveis. As camadas sucessivas usam o

serviço oferecido pela camada imediatamente inferior, acrescentando novas funções que são oferecidas à camada imediatamente superior na forma de um serviço mais sofisticado. O número de camadas, o nome de cada camada e a função de cada camada pode diferir de rede para rede.

Entre cada par de camadas adjacentes existe uma interface. Esta interface define as operações (serviços) disponíveis, como acessá-los e quais os formatos e convenções usados. Enquanto as interações entre as camadas adjacentes são regidas pela interface, as interações entre os processos da mesma camada são regidas pelo protocolo desta camada.

A um determinado conjunto de interfaces e protocolos que definem as camadas da rede chamamos de arquitetura da rede.

A ISO, Organização Internacional para a Padronização ("International Organization for Standardization") definiu uma arquitetura para redes, chamada arquitetura OSI, Interconexão de Sistemas Abertos (Open Systems Interconection"), em sete camadas [35]: Física, Enlace de Dados, Rede, Transporte, Sessão, Apresentação e Aplicação. Esta arquitetura em sete camadas é aceita pelo CCITT ("International Telegraph and Telephone Consultative Committee"), ECMA ("European Computer Manufacturers Association") e por muitas organizações de padronização internacionais, incluindo a ANSI ("American National Standards Institute").

Um protocolo de comunicação é uma convenção seguida por dois ou mais participantes (nodos) para o intercâmbio eficiente de informação através de um meio de comunicação sujeito a erros.

No trecho onde ocorrem erros de transmissão de mensagem, incluindo perdas totais de mensagens, o protocolo deve ser um sistema tolerante a falhas. Para estar seguro de que suas mensagens estão chegando bem, o transmissor espera a "chegada de reconhecimento" ou acknowledgment (ack), enviados pelo receptor.

Desta forma, as falhas de transmissão são detetadas pela não chegada do "ack" correspondente. Devido a este fato, o tranmissor tem que decidir em algum instante que o "ack" não chegará, e retransmitir a mensagem.

O momento em que isto é decidido é dado por um evento chamado temporização (time out). Note que pode haver várias causas da ausência do "ack" no momento de ocorrer o time out, que são: o "ack" não enviado, foi enviado e se perdeu, ou simplesmente se atrasou. O transmissor não tem forma de distinguir entre estas possibilidades.

É indispensável que a especificação ou a descrição de um protocolo sejam precisas e exatas, totalmente ausentes de ambiguidades. Para este objetivo existem vários métodos propostos para a especificação formal de protocolos.

De uma forma geral, podemos separar os métodos propostos em três tipos principais: modelos de transição, modelos baseados em linguagem de programação e modelos híbridos.

Os modelos de transição se baseiam no reconhecimento de que as entidades participantes de um protocolo têm seu comportamento regido por reações a determinados eventos, tais como a chegada de uma mensagem, uma temporização, etc... Um exemplo deste modelo é a máquina de estado finito.

Os modelos baseados em linguagem de programação não deixam de ser um tipo de algoritmo concorrente e, portanto, podem ser especificados através de linguagem de programação. Várias linguagens já foram usadas com este propósito, tais como PASCAL (estendido), PROLOG, etc.

Os métodos híbridos procuram combinar os métodos anteriores. Assim, o comportamento das entidades é descrito por uma pequena máquina de estado finita, agregada a um conjunto de especificações em alguma linguagem de programação onde os efeitos dos eventos sobre as varáveis locais de cada entidade são descritos.

Para garantir que a especificação esteja completa no sentido de cobrir todas as possíveis situações de operação do protocolo e com isenção de erros é necessário utilizar-se de métodos formais de validação de protocolos.

A validação de protocolos pode ser entendida de várias formas : a verificação de propriedades do protocolo, a verificação de que o protocolo satisfaz a especificação do serviço e a verificação de que um determinado programa de fato implementa o protocolo corretamente.

A maior parte dos trabalhos que têm sido feitos [14] se concentra na verificação de propriedades do protocolo. Dentre as propriedades podemos citar ausência de impasses total ou parcial, ausência de loop, exclusão mútua de seções críticas, etc...

Os métodos baseados em modelos de transição fazem a validação basicamente através da geração sistemática de todos os estados possíveis do sistema. A maior dificuldade encontrada por

estes métodos é a chamada "explosão de estados" que é causada pelo grande número de combinações de transições que podem ocorrer.

Os métodos baseados em linguagens de programação empregam técnicas usadas em verificação de programas. Estas técnicas podem, potencialmente, lidar com todos os tipos de propriedades que se deseja provar, mas a sua automação é bastante difícil.

Os métodos híbridos usam uma combinação das duas técnicas descritas acima; o uso de variáveis simbólicas, por exemplo, permite a redução do número total de estados possíveis do sistema. Tais técnicas são difíceis de automatizar completamente.

Neste trabalho o método formal de validação de protocolo de comunicação é baseado no modelo de transição. O modelo utilizado foi a Rede de Petri que é o formalismo que tem sido muito usado para modelamento e análise de protocolos [4, 6]. Isto se deve ao fato que desde sua criação a Rede de Petri tem sido muito usada na descrição e análise de sistemas concorrentes assíncrono que se comunicam, devido a sua simplicidade de funciomanento e a sua característica gráfica que permite uma visualização fácil dos sistemas modelados.

Alguns pacotes de Software para análise automática de Rede de Petri tal como OGIVE/OVIDE (do francês " Outil Graphique Interactif pour la Verification des Systémes a Evolution Paralllе Decrits par Reséaux de Petri") [3], SIPRO - Analisador automático de Rede de Petri [5, 22], tornam a rede de Petri ainda

mais interessante para o modelamento e validação de Protocolos de Comunicação.

Porém, a Rede de Petri Clássica apresenta uma limitação, que é o modelamento de temporizadores, ou seja, eventos que possuam parâmetros temporais, como por exemplo, o fato de um evento só ocorrer após um determinado tempo de espera suficiente para que um outro evento ocorra. Além disso, o modelo é fraco para modelar prioridades entre eventos.

Sendo assim, propusemos então, um novo modelo baseado em Rede de Petri, a Rede de Petri com Modelamento de Temporizadores (RPMT). Desenvolvemos tal modelo com o intuito de aproveitarmos toda a teoria de Rede de Petri, acrescentando-se à esta algumas novas regras. Assim, também, pudemos dispor da utilização de uma ferramenta computacional já citada, o SIPRO [5,22] que faz a análise das propriedades clássicas de RP.

Mesmo com esse novo modelo ainda sentimos a necessidade de outro mais potente para a validação de protocolos de maior complexidade. Por esse motivo colocamos como objetivo seguinte neste trabalho propor uma ferramenta para análise automática de protocolos de comunicação baseada em uma extensão de Rede de Petri, a Rede de Petri Numérica (do inglês Numerical Petri Net, [18,27]) que consideramos ser um modelo mais geral e de maior poder descritivo.

No Capítulo II é feita uma apresentação suscinta dos modelos ou extensões mais conhecidos de Rede de Petri.

A seguir, no Capítulo III apresentamos o novo modelo, a RPMT, que propusemos, baseado em RP. Para um protocolo

inicialmente especificado em SDL [31], fizemos o seu modelamento pela RPMT equivalente para em seguida discutirmos em detalhes sua validação através da análise da RPMT por uma versão do SIPRO adaptada ao novo modelo.

O Capítulo IV é dedicado exclusivamente à Rede de Petri Numérica (RPN). Além de seus principais conceitos são apresentadas as sua propriedades essenciais para a análise de protocolos complexos de comunicação.

A seguir, no Capítulo V apresentamos uma ferramenta de análise automática de protocolos de comunicação modelados em RPN, o ANPRO (ANalisador de PROtocolos de Comunicação). Apresentamos o algorítmo para sua implementação e analisamos um exemplo de protocolo modelado em RPN utilizando este pacote de "software".

Finalmente no Capítulo VI mostramos as conclusões deste trabalho.

II - MODELOS BASEADOS EM REDE DE PETRI

II.1 - INTRODUÇÃO

Neste capítulo apresentamos um breve resumo dos modelos (extensões) baseados em Rede de Petri [1] que podem ser usados como técnicas formais de modelamento de protocolos de comunicação. Para isso começamos por apresentar a Rede de Petri Clássica, de onde derivaram tais modelos. Faremos isto de uma maneira concisa e direta pois existem trabalhos bem detalhados sobre o assunto [1,3,5].

Em seguida apresentamos algumas das principais extensões de Rede de Petri Clássica encontradas na literatura :

1. Rede de Petri Colorida (Pl-Cl)
2. Rede de Petri Predicado/Transição (Pr-Tr)
3. Rede de Petri Predicado/Ação (Pr-Ac)
4. Rede de Petri Temporizada (RPT)
5. Rede de Petri Numérica (RPN)

Para cada uma dessas extensões é apresentada sua definição e é feito um levantamento bibliográfico não exaustivo de suas aplicações na área de protocolos de comunicação.

II.2 - REDE DE PETRI CLÁSSICA

Uma Rede de Petri (RP) pode ser representada pela quíntupla:

(L, T, ALFA, BETA, M0), onde:

L : conjunto dos NL lugares da rede;

T : conjunto das NT transições da rede;

ALFA: LxT -> N : função de incidência direta;

BETA: LxT -> N : função de incidência reversa;

N: conjunto dos números inteiros positivos;

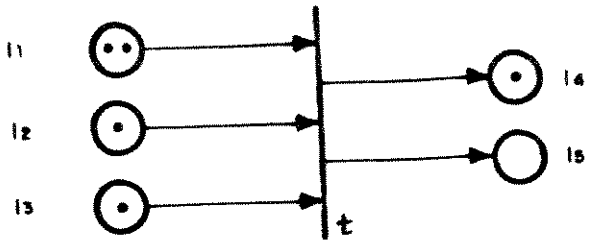
M0: marcação inicial da rede que corresponde ao estado inicial do sistema.

A representação gráfica da Rede de Petri adotada é composta por um conjunto de lugares que correspondem aos círculos na rede, um conjunto de transições que correspondem às barras na rede e por arcos orientados que interligam os círculos e barras.

Os lugares dos quais saem arcos incidentes à uma transição são chamados lugares de entrada daquela transição. Os lugares de saída de uma transição são similarmente definidos como sendo aqueles lugares que são conectados à transição por arcos com origem na transição e término no lugar.

Um lugar pode estar vazio ou ocupado por uma ou mais senhas ("tokens").

Por exemplo, na Fig.II.1 o lugar l1 está ocupado por duas senhas, os lugares l2, l3 e l4 por apenas uma, enquanto que o lugar l5 se encontra vazio.



t : transição
11, 12, 13 : lugares de entrada da transição t
14, 15 : lugares de saída da transição t

Fig.II.1 - Exemplo de uma transição de uma Rede de Petri com lugares de entrada e de saída.

Note que os lugares são chamados de entrada ou de saída sempre em função de uma dada transição. Portanto, um mesmo lugar é um lugar de entrada em relação à uma certa transição ti e pode ser de saída em relação à transição tj.

No caso de i = j, o mesmo lugar é o lugar de entrada e de saída, referente à mesma transição. Neste caso o lugar é chamado um lugar realimentado.

As transições podem disparar, fazendo com que as senhas fluam de lugares a lugares da rede, ou seja, alterando sempre o estado (marcação) da rede.

Cada arco, que une um lugar à transição ou vice-versa, é associado a um número inteiro, chamado peso do arco.

Quando um arco une um lugar à transição, temos um peso do arco de entrada, (ou pe). O peso pe representa o número de senhas que o lugar de entrada perde caso haja o disparo da transição mencionada.

Da mesma forma, quando o arco une uma transição a um lugar de saída temos um peso de arco de saída (ou ps). O peso ps representa o número de senhas que o lugar de saída ganha, caso haja o disparo da referida transição. Quando o peso não é especificado no arco, subtende-se que o peso é 1.

Uma transição obedece as seguintes regras de disparo :

a) Uma transição é habilitada ou disparável se cada um dos lugares de entrada contem um número de senhas maior ou igual ao peso de arco de entrada do arco que o une à transição.

b) O disparo de uma transição habilitada consiste em remover pe senhas de cada um dos lugares de entrada e adicionar ps senhas a cada um dos lugares de saída.

Observe que na Fig.II.2.a a transição t está habilitada. Com o disparo da transição t a rede deve passar para uma nova marcação (Fig.II.2.b).

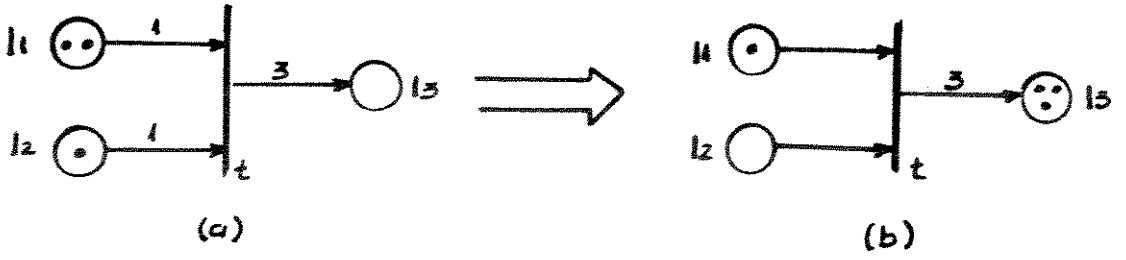


Fig.II.2 - Exemplo de transição habilitada

Desta forma, a rede passou de uma marcação Mi para uma nova marcação Mj, através do disparo da transição t. Diz-se também, que a transição t é habilitada em Mi.

Notação: Mi ----------> Mj; i ≠ j

Uma marcação qualquer pode ser denotada como sendo um vetor, de dimensão igual ao número total de lugares da rede, com cada componente representando o número de senhas que possui cada um dos lugares.

No exemplo da Fig.II.2 há 3 lugares (l1, l2, l3).

Portanto, temos Mi = (2,1,0) e Mj = (1,0,3).

Após a conceituação inicial da rede de Petri de uma forma gráfica, passaremos agora à formalização matemática. Para isso são utilizadas as seguintes definições:

Definição 1: Matriz de Incidência Direta: Matriz A

É formada por NT linhas e NL colunas. Ela dá uma indicação da estrutura da rede quanto às informações dos lugares de entrada que incidem sobre cada transição específica e seu respectivo peso da entrada.

O elemento da linha i e coluna j (i=1,2,...,NT; j=1,2,...,NL) denotado por Aij contem as seguintes informações:

a) se Aij = 0, o lugar lj não é lugar de entrada da transição ti.

b) se Aij ≠ 0, o lugar lj é um lugar de entrada de ti com peso pe = Aij.

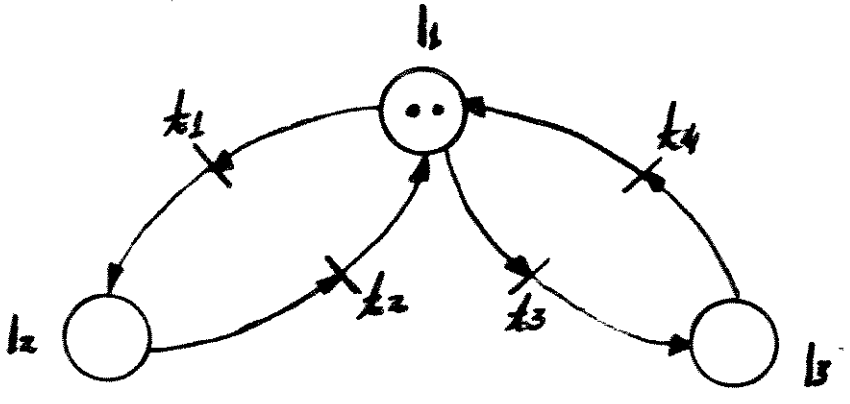
Definição 2: Matriz de Incidência Reversa: matriz B

É uma matriz de dimensão idêntica à matriz A, isto é, com NT linhas e NL colunas, com a única diferença de que esta fornece uma indicação da estrutura da rede quanto a informações dos lugares de saída que são atingidos por cada transição específica e seu respectivo peso de saída.

Os elementos da linha i e coluna j (i=1,2,...,NT; j=1,2,...,NL) denotado por Bij, contem as seguintes informações:

a) se Bij = 0, o lugar não é lugar de saída da transição ti.

b) se Bij ≠ 0, o lugar lj é lugar de saída de ti, com ps = Bij.



$$\begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \qquad \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Fig.II.3 - Exemplo de uma rede de Petri e respectiva matriz de incidência direta e matriz de incidência reversa.

Definição 3: Marcação de uma Rede de Petri

Dá a informação do estado da rede, ou seja, indica o número de senhas em cada lugar. Ela pode ser de 2 tipos : inicial ou decorrente como definidas a seguir.

a) Marcação Inicial = M0

É a marcação a partir da qual a rede será analisada. Em outras palavras ela corresponde ao estado inicial do sistema.

b) Marcação Decorrente

É uma marcação qualquer da rede acessível após um ou mais disparos, partindo de uma dada marcação inicial M0.

c) Conjunto de Marcações Decorrentes de M0

É o conjunto de todas as marcações (estados) pelas quais o sistema pode passar, sempre a partir de uma marcação inicial M0. (Notação : (D(M0)))

d) Marcação Superior

Uma marcação M' pertencente a (D(M0)) é superior à uma marcação M pertentente a (D(M0)) se e somente se

qualquer l pertencente a L, M'(l) >= M(l) e

existe lj pertencente a L, onde M'(lj) > M(lj);

onde L é o conjunto de lugares que pertencem à rede.

(Notação : M' > M).

Definição 4: Sequência de Disparos

É a sequência de transições disparáveis, que leva a rede de uma marcação Mj à Mk, podendo inclusive j ser igual a k. A

sequência pode ser representada por :

$$Mj \xrightarrow{ti} Mj+1 \xrightarrow{tj} Mj+2 \cdots\cdots \xrightarrow{tn} Mk$$

ti, tj...tn pertencem a T; onde T é o conjunto das transições que pertencem à rede.

Ou resumidamente:

$$Mj \xrightarrow{\sigma} Mk \qquad \text{onde } \sigma = (ti, tj \ldots tn)$$

é a sequência de disparos das transições.

Definição 5: Habilitação de uma transição

Uma transição ti de uma rede de Petri é habilitada a disparar, para uma dada marcação, se somente se,

qualquer lj pertencente a L, $M(lj) \geq Aij$;

$i = 1, 2 \ldots NT$ e $j = 1, 2 \ldots NL$

Definição 6: Ocorrência do disparo de uma transição

O disparo de uma transição ti habilitada a disparar é definido pela transformação da marcação M em uma nova marcação M', tal que

$M'(lj) = M(lj) + Bi,j - Ai,j$;

$j = 1, \ldots, NL$ e $i = 1, \ldots, NT$

No exemplo da Fig.II.3, para M = (2,0,0), o disparo de

t1 resultará em :

$M'(l1) = M(l1) + B1,1 - A1,1 = 2 + 0 - 1 = 1$

$M'(l2) = M(l2) + B1,2 - A1,2 = 0 + 1 - 0 = 1$

$M'(l3) = M(l3) + B1,3 - A1,3 = 0 + 0 - 0 = 0$

Logo, o disparo de t1 é definido pela transformação

$M \xrightarrow{t1} M'$, onde $M = (2,0,0)$ e $M' = (1,1,0)$

Definição 7: Tabela de marcação

A tabela de marcação é uma tabela contendo todas as marcações decorrentes obtidas a partir da marcação inicial M0.

Estas marcações obtidas aplicando a definição 6, podem ser colocadas na forma matricial. A Fig.II.4 mostra uma tabela de marcação obitida da rede de Petri da Fig.II.3 com marcação inicial M0 = (2,0,0).

Marcação\Lugar	l1	l2	l3
M0	2	0	0
M1	1	1	0
M2	1	0	1
M3	0	2	0
M4	0	1	1
M5	0	0	2

Fig.II.4 - Tabela de marcações da Rede de Petri da Fig. II.3 com M0 = (2,0,0)

Definição 10: Máquina de Senha (token machine) de uma Rede de Petri

é um gráfico que mostra todas as marcações (ou estados), acessíveis numa Rede de Petri, a partir de uma marcação inicial M0. O gráfico mostra as marcações representadas por círculos e arcos orientados interligando as marcações. Cada arco é rotulado pela transição cujo disparo leva uma marcação à outra.

Um exemplo de máquina de senha representada graficamente é mostrado na Fig.II.5.

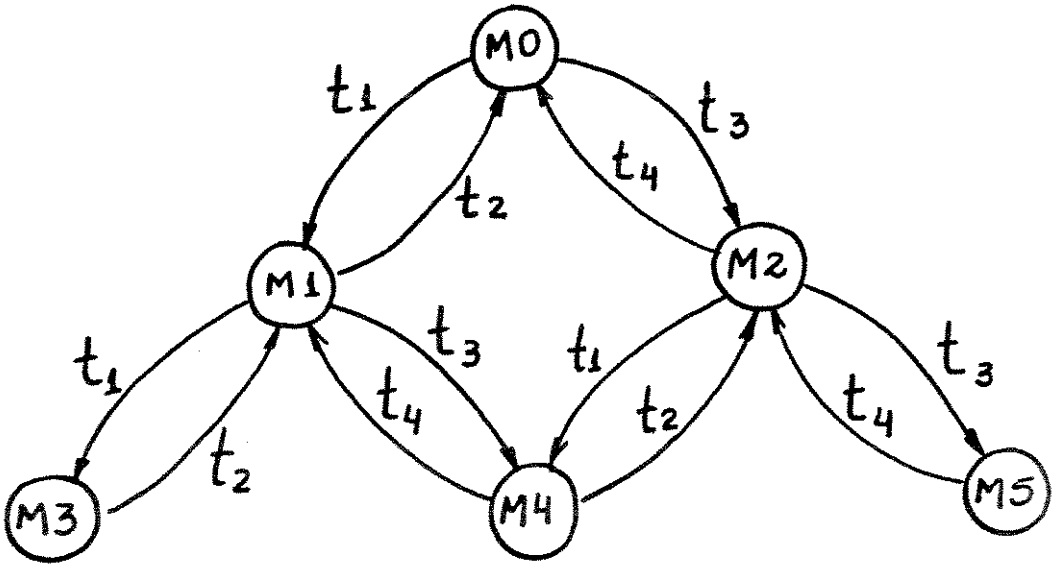


Fig.II.5 - Máquina de Senha da RP da Fig.II.3 com M0 = (2,0,0)

Por outro lado, para trabalhar com o computador torna-se melhor representar a máquina de senha na forma matricial com número de linhas igual a quantidade de marcações decorrentes mais

uma (marcação inicial) e com NT colunas. A linha define o estado que a rede está no momento e a coluna representa a transição disparada. No cruzamento destas indica a próxima marcação atingida.

A Fig.II.6 mostra a máquina de senha da Fig.II.5 representada na forma matricial.

Marcação\Transição	t1	t2	t3	t4
M0	1	-	2	-
M1	3	0	4	-
M2	4	-	5	0
M3	-	1	-	-
M4	-	2	-	1
M5	-	-	-	2

Fig.II.6 - Máquina de Senha da Fig.II.5 representada na forma de matriz.

II.2.1 - Propriedades Gerais da Rede de Petri Clássica

As principais propriedades da rede de Petri são:

a) Limitabilidade

Uma rede de Petri é definida como limitada a um valor n (n inteiro) se para qualquer marcação M decorrente da marcação inicial M0, o número de senhas em cada lugar lj pertencente a L, j = 1,..,NT, for sempre menor que n.

Uma rede de Petri limitada com n = 1 é chamada rede de Petri segura.

Numa rede de Petri limitada, o número de marcações é finito. Por outro lado, uma rede de Petri não limitada possui infinitas marcações, significando que o sistema físico correspondente é impossível de ser implementado.

b) Vivacidade

Uma RP é dita viva para uma marcação inicial M0, se para qualquer marcação decorrente M existir uma sequência de disparos σ que torne disparável qualquer transição da rede.

Matematicamente,

$\forall$ M0 $\in$ (D(M0)),

$\forall$ t $\in$ T,

existe σ / (M $\xrightarrow{\sigma'}$ M' , M' $\xrightarrow{t}$ M'')

onde:

$\sigma = (\sigma', t)$

M', M'' $\in$ (D(M0))

Um sistema físico representado por uma rede de Petri viva é livre de impasses. Isto é, é um sistema que não possui situações conflitantes.

c) Reiniciabilidade

Uma rede de Petri é reiniciável para uma dada marcação inicial M0, se para qualquer marcação decorrente M pertencente a (D(M0)) existe uma sequência de disparo σ que faça a rede voltar à marcação inicial.

Matematicamente,

$$\forall M \in (D(M0)) , \exists Tal / M \xrightarrow{\sigma} M0$$

Um sistema físico, representado por rede de Petri reinicializável tem características de retornar ao seu estado inicial após a execução de uma ou mais tarefas. Esta, geralmente, se constitui uma condição necessária para o bom funcionamento de vários sistemas.

II.2.2 - Aplicações

A Rede de Petri Clássica pode ser utilizada para validação de protocolos de comunicação, sendo que para tanto existe um pacote de "software" desenvolvido na FEE (UNICAMP) para analisar protocolos de comunicação modelados em Rede de Petri, o SIPRO [5,22], que faz a análise das propriedades clássicas da rede, que foram acima apresentadas.

No âmbito internacional há o pacote desenvolvido no LAAS (Toulouse - França) chamado OGIVE [3], que já tem uma versão a nível industrial, o OVIDE.

II.3 - REDE DE PETRI COLORIDA (PI-CI)

Com o modelo de Rede de Petri Clássica [2] não é possível a distinção entre senhas: elas não carregam nenhuma identidade (com elas). Dessa forma foi introduzida a noção de senhas com identidade. Daí vem o nome Rede de Petri Colorida, pois cada senha possui uma "cor" que indica sua identidade.

II.3.1 - DEFINIÇÃO

Daremos aqui uma definição informal para a Rede de Petri Colorida (Pl-Cl). Uma definição formal pode ser encontrada em [7].

A Rede Pl-Cl consiste de:

(1) Um grafo bipartido cujos vértices são lugares e transições;

(2) Arcos que são rotulados com expressões que denotam funções ou um grupo de senhas coloridas;

(3) Uma marcação inicial M0, que associa para todo lugar L, um grupo de cores iniciais, ou seja, a quantidade e as cores das senhas inicialmente distribuidas.

II.3.2 - APLICAÇÕES

Na referência [8], onde é feita uma introdução à Rede de Petri Colorida por P. Stepham e J. M. Pitie é analisado o exemplo clássico dos filósofos (ver também M. Diaz [6]) e como aplicação é analisado um protocolo de Anel Virtual, que é um exemplo simples de protocolo.

Temos também o ARP desenvolvido na Universidade de PARIS IV, utilizando Rede de Petri Colorida para análise de protocolos de comunicação, que é citado na referência [9].

II.4 - REDE DE PETRI PREDICADO/TRANSIÇÃO (Pr-Tr)

Uma Rede de Petri Predicado/Transição é uma rede Colorida acrescida de predicados nas transições. Tais predicados estabelecem as relações entre as senhas. Logo, nas redes Pr-Tr, para uma transição disparar, as senhas devem estar presentes nos lugares de entrada e uma dada relação entre elas tem de ser cumprida.

II.4.1 - DEFINIÇÃO

Nos preocuparemos aqui em dar uma definição informal para redes Pr-Tr; uma definição formal pode ser obtida em [10,11].

Uma rede Pr-Tr é contituida de:

(1) Uma rede colorida (Pl-Cl);

(2) Um conjunto de predicados associados com cada transição (inscrições nas transições). Eles dão as relações que devem ser mantidas entre as senhas (de entrada) para a transição disparar.

Vale observar que para uma transição disparar, a transição deve estar habilitada, as cores serem conferidas e o predicado verificado.

II.4.2 - APLICAÇÕES

Na referência [12], P. Azema e G. Papapanagiotakis propõem um interpretador simbólico em linguagem PROLOG, que pode ser usado como um "conector" de dados para um protocolo de comunicação que utiliza o modelo da rede Pr-Tr.

Y. Yemini, R. Strom e S. Yemini [13] baseados na rede Pr-Tr propõem uma ferramenta para especificação de serviços e protocolos de comunicação, o PROSIT. Também são relatadas experiências na utilização do modelamento de protocolos através do PROSIT e sobre métodos de descrição e especificação no OSI-Transporte (OSI = Open Systems Interconnection), Rede de Serviços e OSI-Protocolos de Transporte Classes 2 e 3.

II.5 - REDE DE PETRI PREDICADO/AÇÃO (Pr-Ac)

A Rede de Petri Predicado/Ação [6] abrange o modelo da rede Pr-Tr, só que o predicado é ligado a uma ação através de uma expressão anexada a cada transição da rede. Ou seja, temos uma expressão da forma " predicado; ação ", daí o nome deste modelo.

II.5.1 - DEFINIÇÃO

Uma rede Pr-Ac consiste de:

(1) Uma rede de Petri que é segura (isto implica que

cada arco da rede tem peso igual a 1);

(2) Um conjunto de rótulos, anexados às transições; cada transição t tem uma expressão do tipo:
"quando p (x) faça x <-- F (x)" anexada a ela. Sendo p um predicado, F uma ação, ambos sobre o vetor x das variáveis do programa.

Vale observar que para uma transição disparar, ela deve ser habilitada e seu predicado deve ser verificado. Quando a transição dispara, é associada uma ação que é executada instantaneamente e a nova marcação é alcançada.

II.5.2 - APLICAÇÕES

Segundo Diaz [6] existem pesquisas sendo feitas sobre o modelo da rede Pr-Ac e a partir daí vem surgindo uma interessante discussão sobre controle e troca de dados [14].

II.6 - REDE DE PETRI TEMPORIZADA (RPT)

O modelo de RPT proposto por Merlin em 1974 [4, 15] é considerado o mais apropriado no modelamento e análise de protocolos de comunicação que possuam temporizadores e/ou atrasos variáveis na troca de informação. Neste modelo, um intervalo de tempo é associado a cada uma das transições da rede de Petri.

II.6.1 - DEFINIÇÃO

A RPT é um par (RP, Ie), onde:

- RP é a Rede de Petri associada;

- Ie é a função que associa um intervalo fechado [ai, bi] para cada transição ti € T e é chamado de intervalo de disparo estático da transição ti.

Não há restrições para ai e bi exceto que ⟨ai,bi⟩ # 0.

As transições são habilitadas do mesmo modo que em Rede de Petri. O disparo de uma transição ocorre apenas dentro do intervalo [ai, bi] contado a partir do momento que a transição for habilitada. O disparo de uma transição é uma ação instantânea e provoca exatamente o mesmo efeito que no modelo clássico de Rede de Petri.

II.6.2 - APLICAÇÕES

As RPT's têm como aplicações principais os sistemas assíncronos concorrentes e a verificação de protocolos de comunicação.

Baseados no modelo proposto por Merlin [4], foram desenvolvidos pacotes de software de análise de protocolos tais como o PAREDE [16] e o SIPROT [17].

II.7 - REDE DE PETRI NUMÉRICA (RPN)

A RPN é um modelo desenvolvido por Symons [18], que possui predicados e ações, e, modela os temporizadores.

Sendo assim, a RPN pode ser entendida como uma rede que abrange as demais aqui apresentadas. Ou melhor, é uma rede Pr-Ac mais uma memória específica referente às condições de habilitação, disparo e operações de uma transição e mais o modelamento dos temporizadores.

II.7.1 - DEFINIÇÃO

Podemos dizer que a RPN é uma generalização da Rede de Petri mantendo seus princípios básicos, símbolos e modos de operação, mas adicionando um considerável poder de descrição.

A RPN consiste de:

1 - um conjunto de lugares;

2 - um conjunto de transições (com operações ou ações);

3 - condições de habilitação (nos arcos de entrada);

4 - condições de disparo para as entradas das transições (nos arcos de entrada);

5 - regras de pós-disparo para as saídas das transições (nos arcos de saída);

6 - um conjunto de condições iniciais.

Normalmente, existem problemas residuais no modelamento e análise dos protocolos de comunicação utilizando Rede de Petri

Clássica. Segundo Symons [20], a RPN fornece soluções para os problemas mais significativos que apresentamos a seguir:

(1) Dificuldades de representação de todos os tipos de protocolos e redes de dados:

. a RPN pode representar, descrever e definir todos os tipos de protocolos e o comportamento da rede de dados. Ela habilita um caminho uniforme e direto para a representação e análise tanto do controle como da transferência de dados em protocolos de comunicação;

(2) . Ocorrência da explosão de estados especialmente quando da análise de protocolos de transferência de dados;

(3) . Dificuldades de formulação e declaração de situações complexas na análise da rede;

(4) Dificuldades de integração da análise e verificação dos protocolos no projeto e na implementação:

. a utilização da RPN proporciona um considerável potencial para a integração da análise e verificação dos protocolos de comunicação tanto na especificação, como no projeto, na implementação, bem como na documentação [19].

II.7.2 - Aplicações

Baseados no modelo da RPN proposto por Symons [18], J. Billington, M. C. Wilbur-Ham e M. Y. Bearman [21], desenvolveram uma ferramenta para verificação automática de protocolos denominada PROTEAN (PROtocol Emulation and ANalysis).

Na mesma referência [21] são discutidos o método do

projeto de um protocolo e a atual metodologia para especificação e verificação de protocolos de comunicação que é exemplificada com um Protocolo de Transporte Classe 0 da OSI (Open Systems Interconnection).

II.8 - CONCLUSÃO

Tendo-se por objetivo a análise e validação de protocolos complexos de comunicação, verificamos que o modelo da Rede de Petri Clássica não é o mais completo, sendo assim, introduzimos um novo modelo mais potente que é o da RPMT [23], que apresentamos no próximo capítulo, pensando na utilização de um pacote de "software" do qual dispomos, o SIPRO [22], que faz análise das propriedades clássicas da RP.

III - REDE DE PETRI CLÁSSICA COM MODELAMENTO DE TEMPORIZADORES

III.1 - INTRODUÇÃO

Ao analisarmos protocolos de comunicação que utilizam temporizadores com o modelo da RP Clássica, era necessária a retirada dos temporizadores e as situações decorrentes do uso dos mesmos [28].

Neste sentido, nosso objetivo é introduzir um novo modelo baseado em RP Clássica, mais potente na análise de tais protocolos, a Rede de Petri Clássica com Modelamento de Temporizadores (RPMT).

A RPMT é basicamente uma RP Clássica no sentido de conservar suas características e propriedades [1,5]. A diferença está na adequação do modelo para representar os temporizadores cuja representação é também feita apenas com lugares e transições tradicionais em RP Clássica.

Como exemplo de aplicação da RPMT, no item III.3 é utilizado um protocolo com temporizadores. Segundo as regras apresentadas no item III.2 e aquelas válidas para RP Clássica [30], este protocolo é convertido de SDL [26] para sua RPMT equivalente, a qual é submetida ao SIPRO [22]. é então feita uma análise detalhada a partir dos resultados obtidos pelo SIPRO sobre a RPMT equivalente do protocolo.

III.2 - REGRAS PARA MODELAMENTO DE TEMPORIZADORES

As regras para modelamento a serem apresentadas são para os seguintes estados de um temporizador: INICIA, INTERROMPE, VENCE e REINICIA TEMPORIZADOR.

III.2.1 - ESTADOS DE UM TEMPORIZADOR

O estado INICIA TEMPORIZADOR representa o acionamento de um determinado temporizador. Ele é acionado para controlar o envio de um sinal de um processo a outro do protocolo. Para representarmos tal estado em RPMT, criamos um lugar que represente esse temporizador, de tal modo que este receba uma senha toda vez que o temporizador for acionado.

A partir do acionamento do temporizador, poderemos ter os seguintes estados: INTERROMPE, VENCE e REINICIA TEMPORIZADOR.

O estado INTERROMPE TEMPORIZADOR ocorre porque o sinal enviado foi consumido, o que pode ser facilmente modelado com a retirada da senha do lugar que representa o temporizador.

O estado VENCE TEMPORIZADOR, ocorre porque o sinal enviado, não foi consumido, ou seja, esse sinal foi perdido. Então, para modelar este estado, retira-se a senha do lugar que representa esse sinal e também retira-se a senha do lugar que representa o temporizador, pois se o sinal foi perdido não é mais necessário o temporizador para o seu controle.

O outro estado possível, REINICIA TEMPORIZADOR significa

que aconteceram na realidade dois estados: INTERROMPE e INICIA TEMPORIZADOR. Logo, para modelarmos uma interrupção, retiramos a senha do lugar que representa o temporizador e, para iniciá-lo novamente recolocamos tal senha.

A seguir, apresentamos as regras e exemplos ilustrativos para cada um dos estados do temporizador. Os exemplos referem-se a ramos de um mesmo diagrama SDL, o qual corresponde a um processo de um protocolo fictício. O temporizador considerado é o "Temp Tx". Na RPMT associada ao diagrama SDL dos exemplos, ele aparece como sendo o lugar Temp Tx. Em cada exemplo, a parte em negrito na RPMT corresponde à parte adicionada à RP Clássica para o devido modelamento de um estado do temporizador Temp Tx.

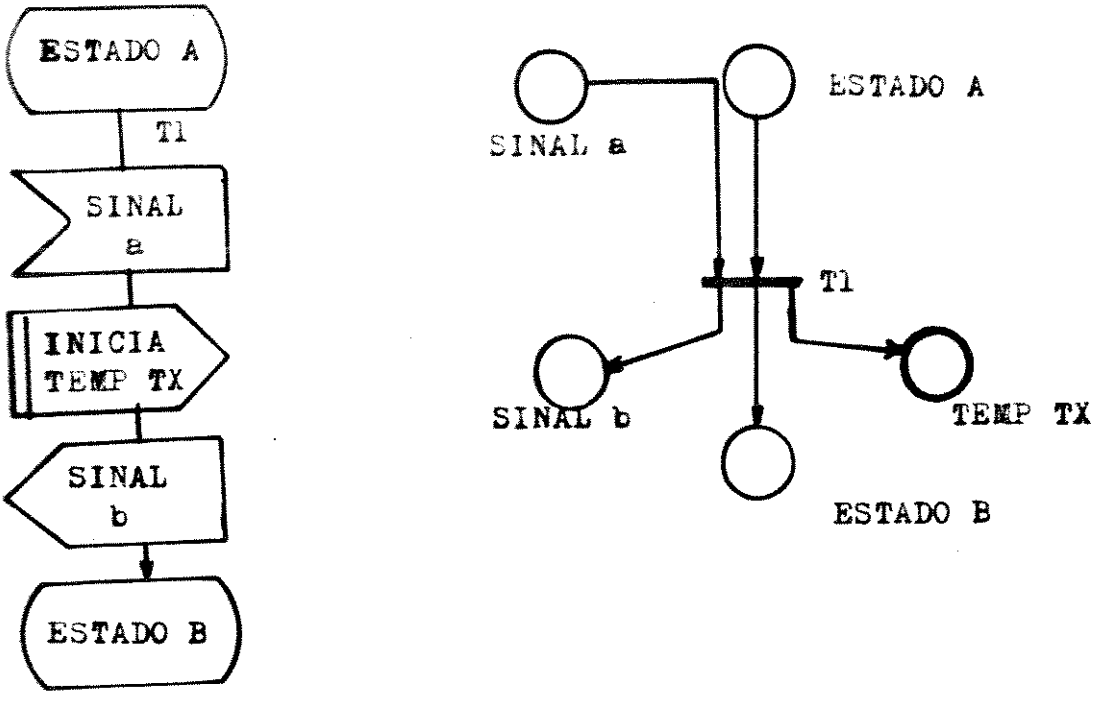
As regras de conversão utilizadas para todos os símbolos SDL, exceto para os relativos aos temporizadores, são as mesmas regras para a conversão de SDL para RP Clássica [30].

III.2.2 - REGRAS DE MODELAMENTO PARA CADA ESTADO DE UM TEMPORIZADOR

1) Inicia Temporizador

O lugar na RPMT que representa o temporizador é um lugar de saída da transição que corresponde ao ramo do SDL que contem tal sinal. O temporizador Temp Tx é inicializado para controlar o sinal b.

Exemplo: Fig. III.1



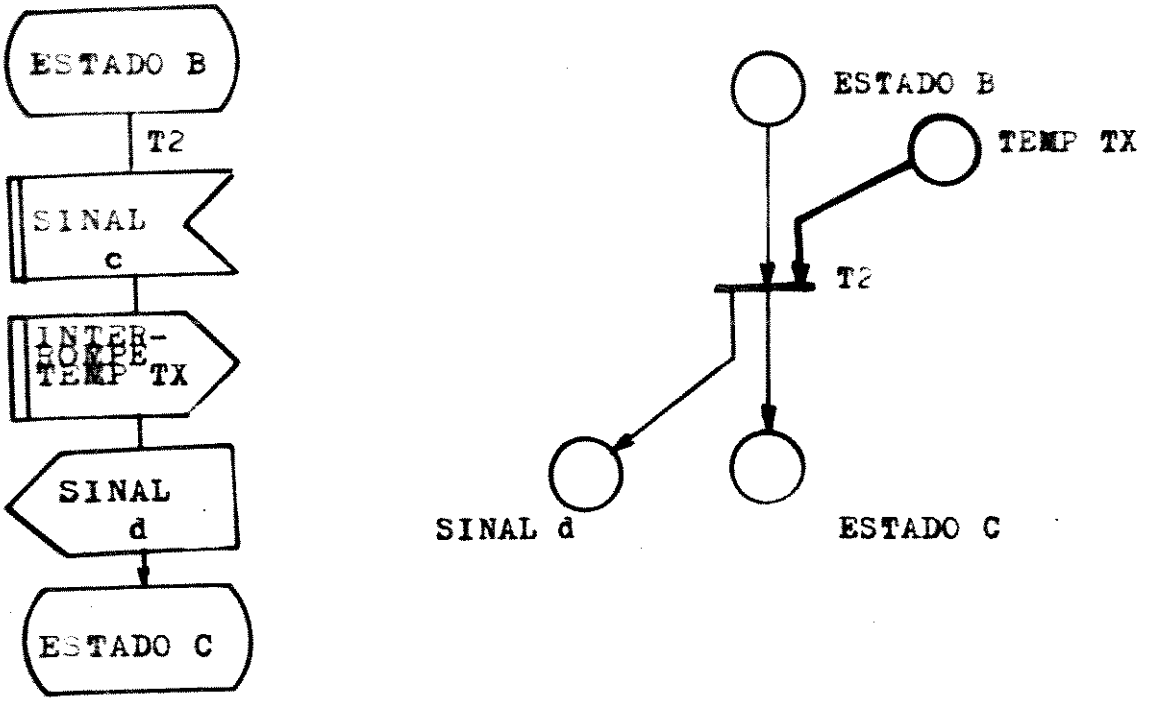
a) ramo SDL b) RPMT associada

Fig. III.1 - Modelamento para uma inicialização do Temporizador "Temp Tx"

2) Interrompe Temporizador

O lugar que representa o temporizador servirá como lugar de entrada da transição que corresponde ao ramo do SDL que contem este sinal.

Exemplo: Fig. III.2



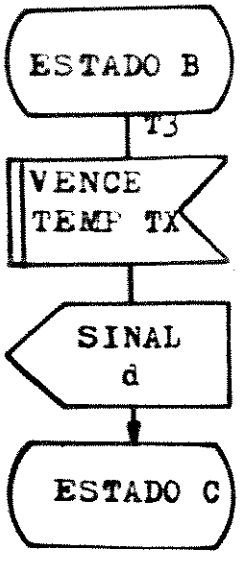
a) ramo SDL b) RPMT associada

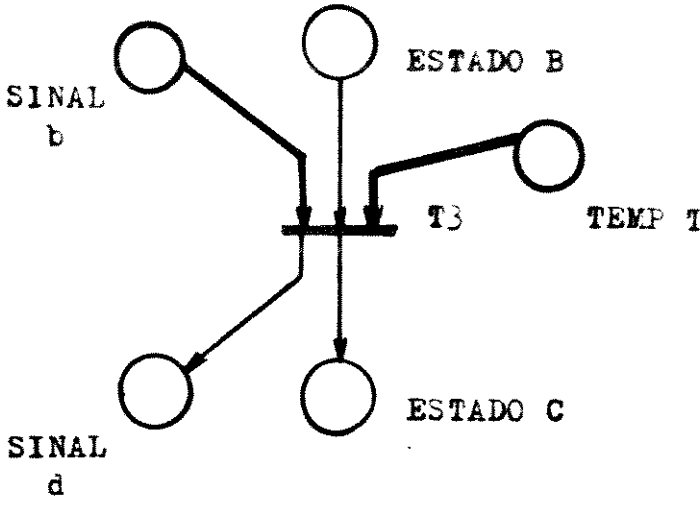
Fig. III.2 - Modelamento para uma interrupção do temporizador "Temp Tx"

2) Vence Temporizador

O vencimento do temporizador ocorre devido à perda de mensagem cujo envio implicou na inicialização do Temp Tx (item 2.a). Logo, na transição que corresponde ao ramo do SDL que contem tal sinal, o lugar que representa a mensagem (no caso, o sinal b) e o lugar que representa o temporizador serão lugares de entrada.

Exemplo: Fig. III.3





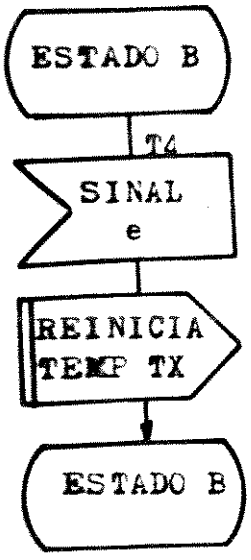
a) ramo SDL b) RPMT associada

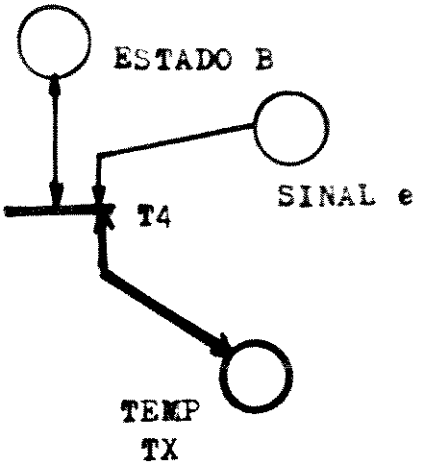
Fig. III.3 - Modelamento para um vencimento do temporizador Temp Tx

4) Reinicia Temporizador

Neste caso ocorrem dois estados do temporizador simultaneamente: Interrompe e Inicia temporizador. Portanto basta utilizar as regras referentes a esses estados, ou seja, na transição que representa o ramo do diagrama em SDL em que ocorre o estado do Reinicia temporizador, o lugar que representa o temporizador será lugar de enttrada e saída para tal transição.

Exemplo: Fig. III.4





a) ramo SDL b) RPMT associada

Fig. III.4 - Modelamento para uma reinicialização do temporizador "Temp Tx"

III.3 - EXEMPLO DE APLICAÇÃO DA RPMT

Apresentamos agora o protocolo "Procedimento para controle de chamada com comutação de circuito" (seção 3.3 da referência [29]), do qual obtivemos o exemplo para aplicação da RPMT. Em termos de linguagem SDL, esse protocolo pode ser dividido em 3 blocos funcionais: Usuário Origem, Rede e Usuário Destino (Fig. III.5).

O bloco Usuário Origem possui um processo que chamamos de Usuário Origem (UO); o bloco Rede possui dois processos: Rede Origem (RO) e Rede Destino (RD) e o bloco Usuário Destino (UD) possui um processo que é o Usuário Destino (UD) (Fig.III.6).

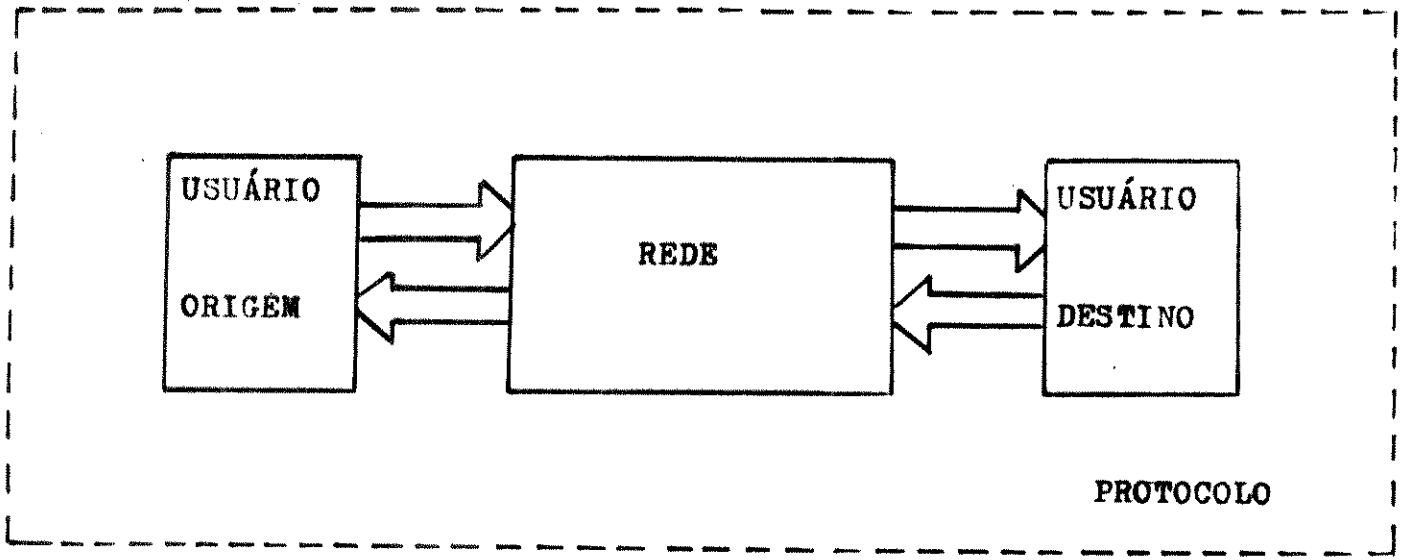
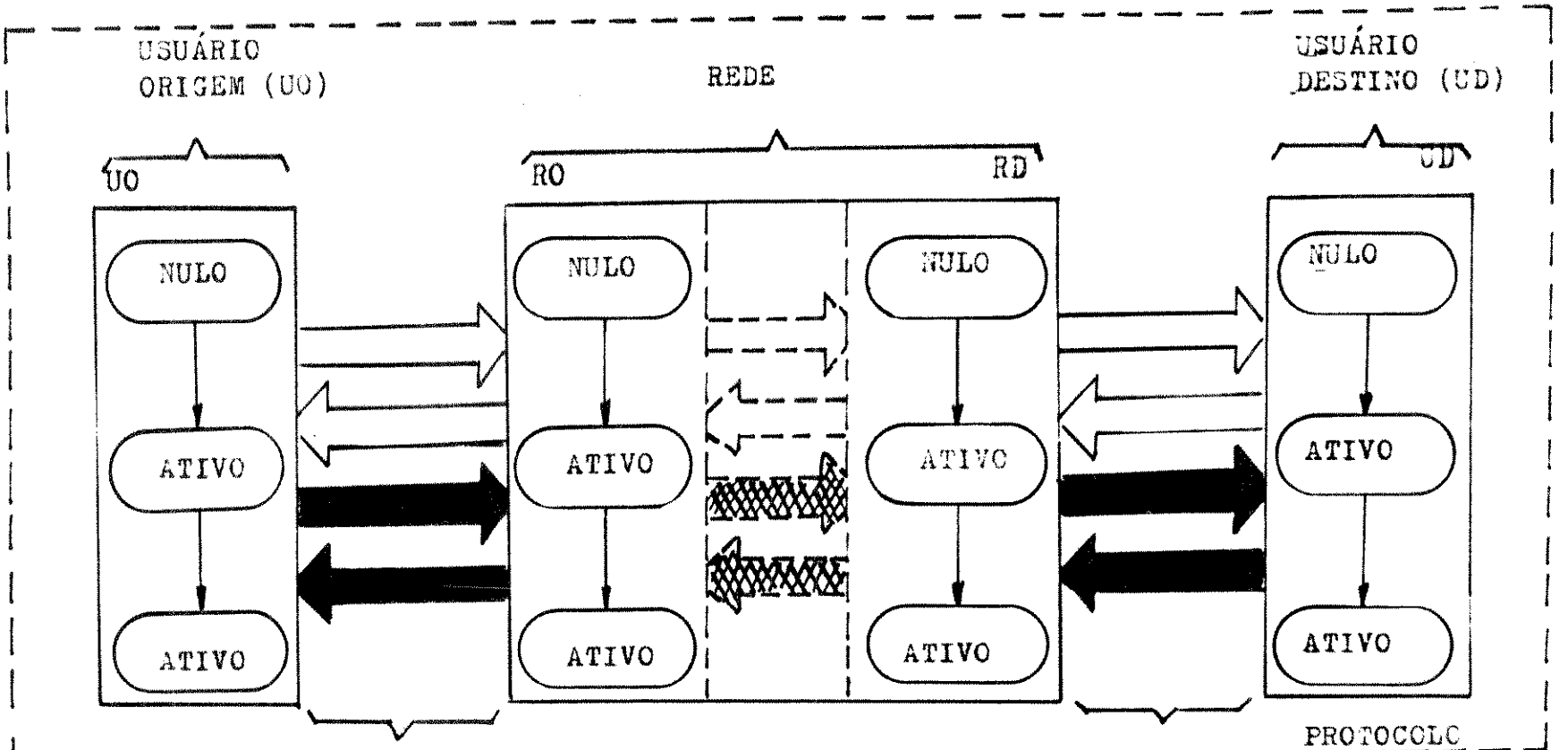


FIGURA III.5 - BLOCOS FUNCIONAIS DO PROTOCOLO "PROCEDIMENTO PARA CONTROLE DE CHAMADA COM COMUTAÇÃO DE CIRCUITO"



INTERFACE EXTERNA entre os processos: UO no bloco funcional UO e RO no bloco funcional REDE.

INTERFACE INTERNA entre os processos: RO e RD dentro do bloco funcional REDE.

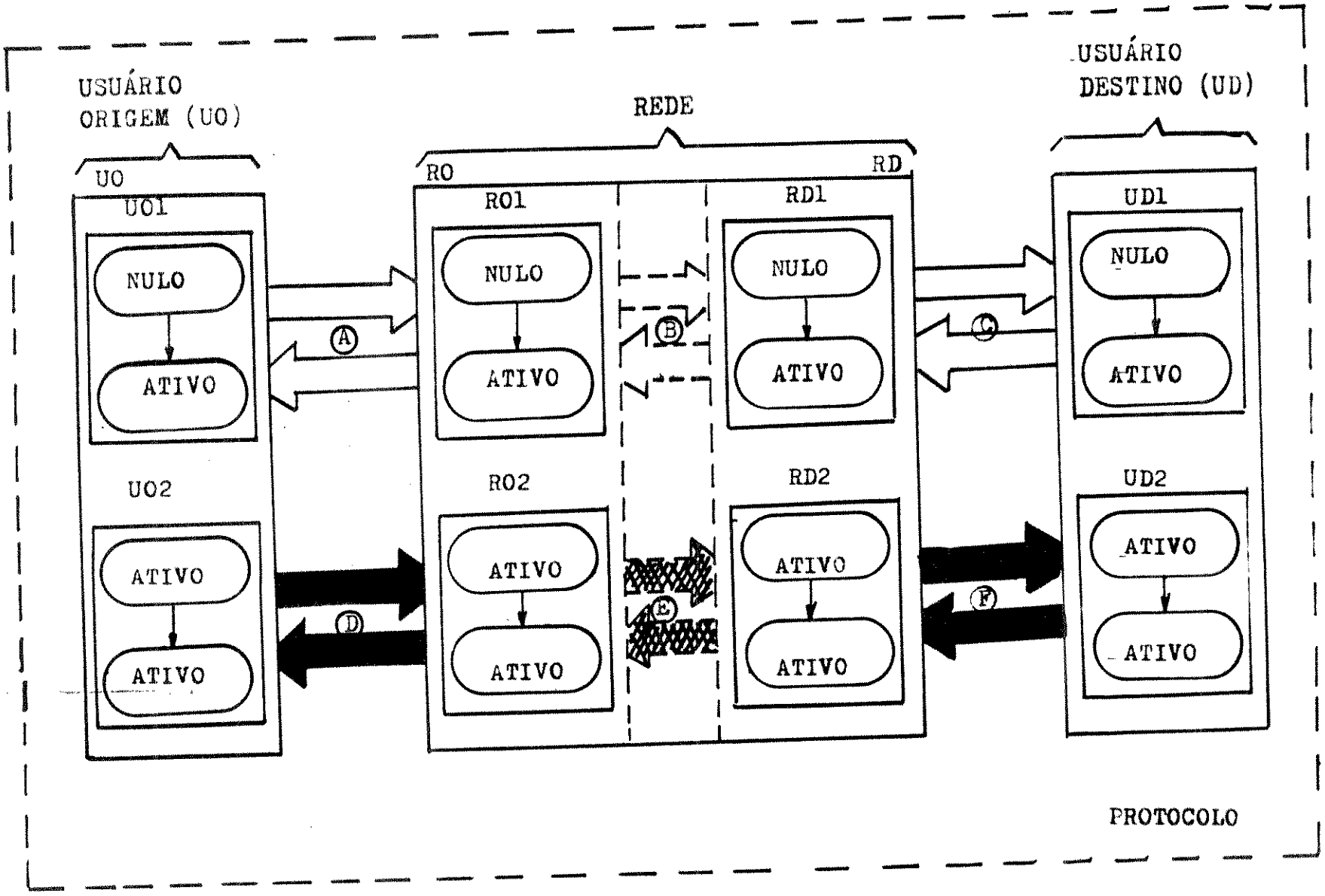
INTERFACE EXTERNA entre os processos: RD no bloco funcional REDE e UD no bloco funcional UD.

FIGURA III.6 - PROCESSOS NOS BLOCOS FUNCIONAIS DA FIG.III.5

Como mostrado, a troca de informações no protocolo envolve ações entre 2 estados básicos NULO e ATIVO, em cada processo. Durante a troca de informações entre os processos, cada um deles parte do estado NULO, podendo voltar a este estado a partir de um estado intermediário, inclusive o ATIVO (NULO --> ATIVO). Quando no estado ATIVO, o processo pode trocar informações (sinais) com outro processo partindo do estado ATIVO e voltando ao mesmo estado (ATIVO --> ATIVO). Como a troca de sinais no par de estados NULO --> ATIVO se dá independentemente da troca de sinais noutro par ATIVO --> ATIVO, podemos subdividir cada um dos processos UO, RO, RD, UD em dois processos menores conforme Fig. III.7.

A Fig. III.7 divide o protocolo em 6 partes (A à F) e cada parte em 2 processos, ou seja,

- parte A: relativa à troca de informação entre UO1 e RO1
- parte B: relativa à troca de informação entre RO1 e RD1
- parte C: relativa à troca de informação entre RD1 e UD1
- parte D: relativa à troca de informação entre UO2 e RO2
- parte E: relativa à troca de informação entre RO2 e RD2
- parte F: relativa à troca de informação entre RD2 e UD2


USUÁRIO
ORIGEM (UO)
REDE
USUÁRIO
DESTINO (UD)
UO
UO1
NULO
ATIVO
UO2
ATIVO
ATIVO
RO
RD
RO1
NULO
ATIVO
RD1
NULO
ATIVO
RO2
ATIVO
ATIVO
RD2
ATIVO
ATIVO
UD1
NULO
ATIVO
UD2
ATIVO
ATIVO
A
B
C
D
E
F
PROTOCOLO

Uma análise completa do protocolo original (Fig.III.5) consistiria na análise de todas estas partes. Na análise de cada uma das partes supõe-se que as demais estejam "funcionando" corretamente, isto é, que as trocas de sinais entre quaisquer (outros) dois processos estejam se dando corretamente. O exemplo de aplicação da RPMT será a parte A da Fig. III.7. Tal protocolo, referente a esta parte, em SDL, está na Fig. III.8 (parte 1 à 12).

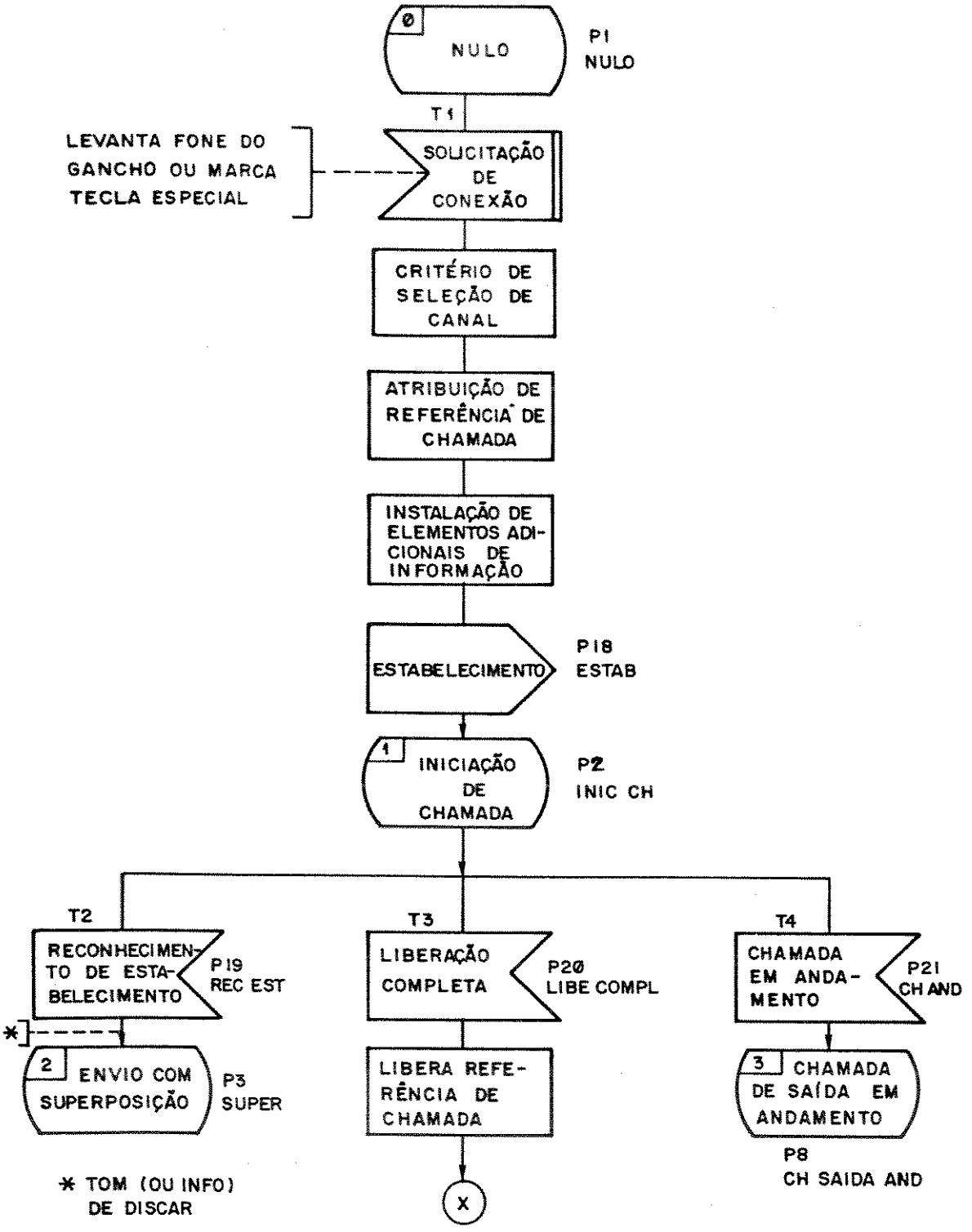


Fig. III.8.1 - Parte (1) do Diagrama SDL do Protocolo da Parte A da Fig III.7.(As outras partes estão nas Figuras: III.8.2 à III.8.12)

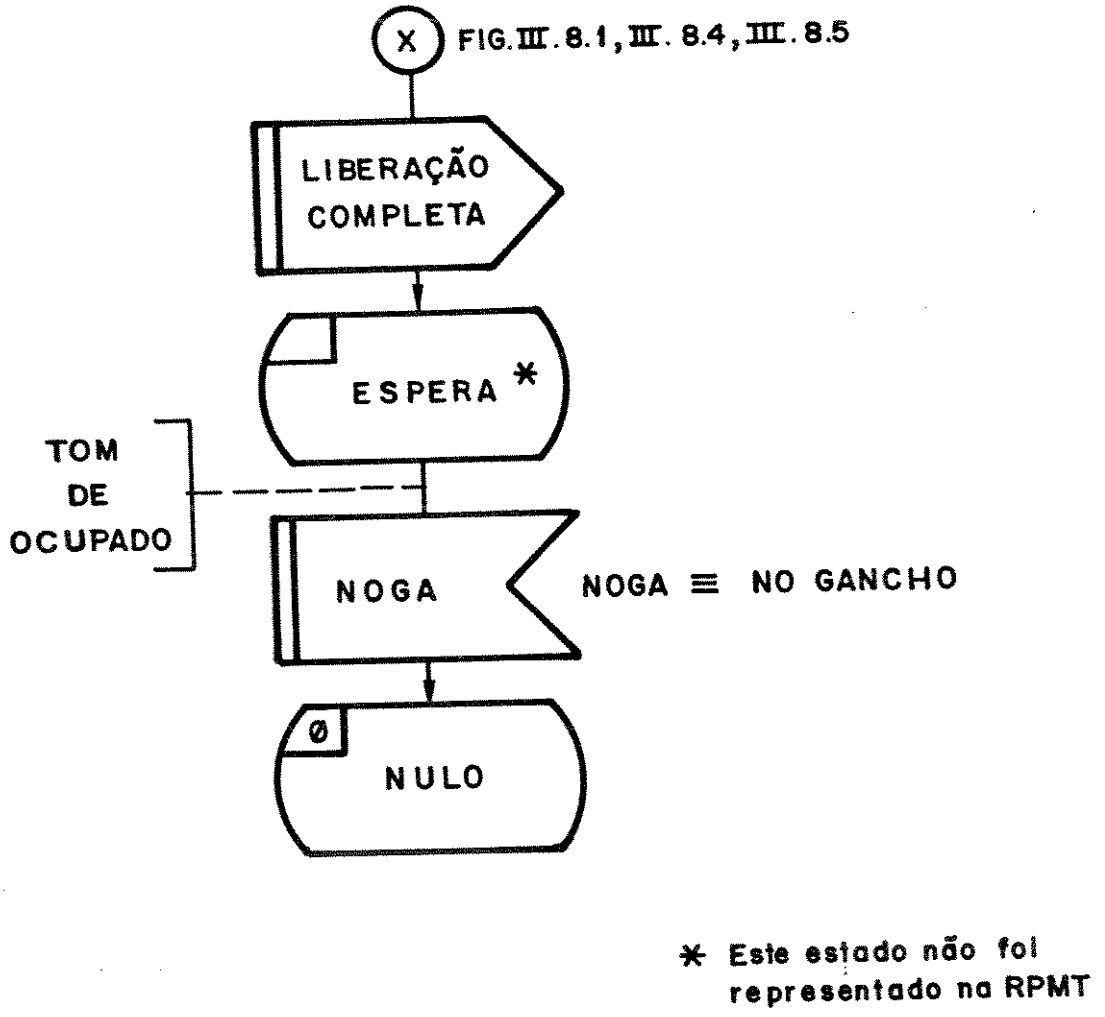


Fig. III.8.2 - Continuação

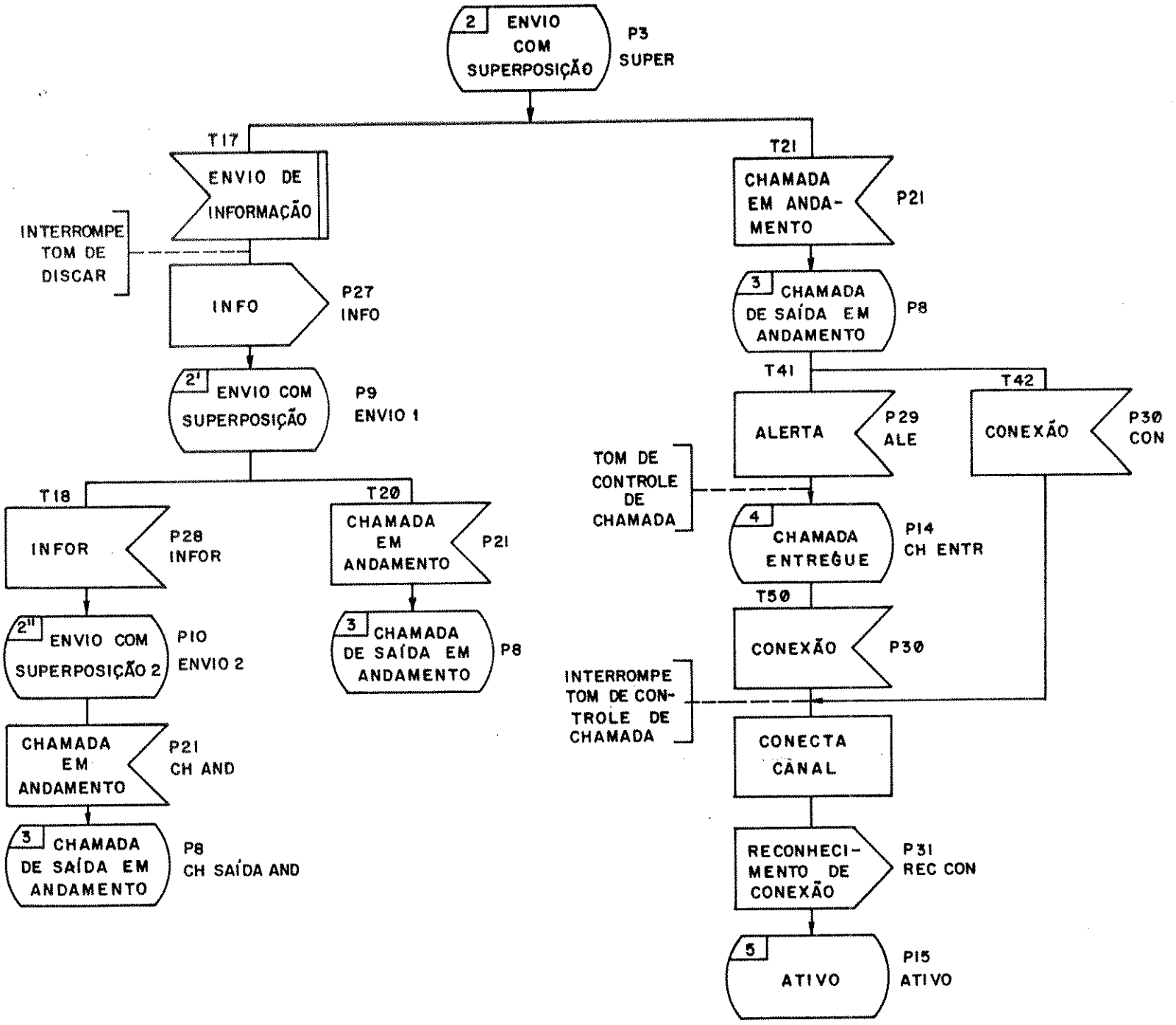
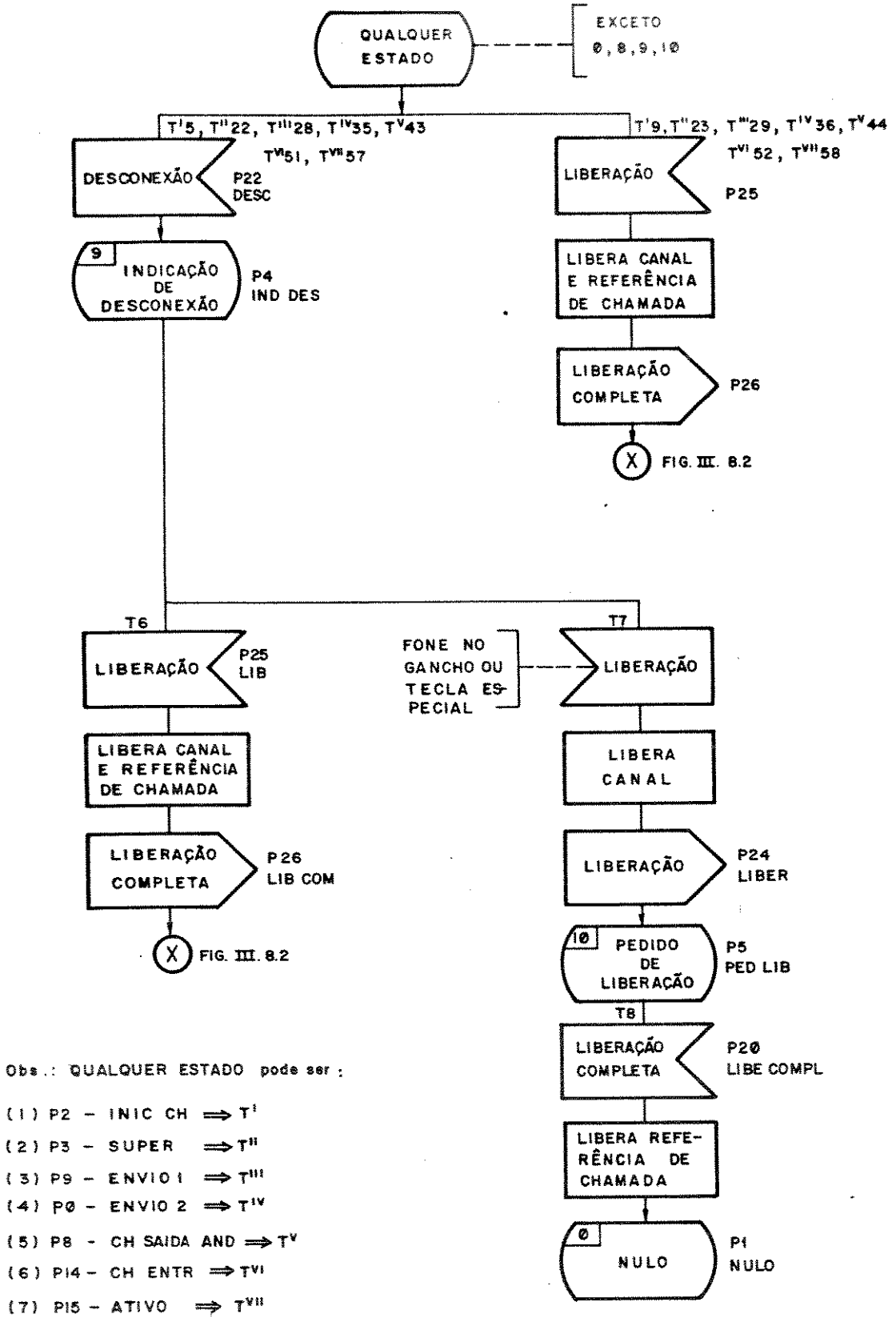


Fig. III.8.3 - Cont.



Obs.: QUALQUER ESTADO pode ser:

(1) P2 - INIC CH $\Longrightarrow T^{I}$

(2) P3 - SUPER $\Longrightarrow T^{II}$

(3) P9 - ENVIO 1 $\Longrightarrow T^{III}$

(4) P0 - ENVIO 2 $\Longrightarrow T^{IV}$

(5) P8 - CH SAIDA AND $\Longrightarrow T^{V}$

(6) P14 - CH ENTR $\Longrightarrow T^{VI}$

(7) P15 - ATIVO $\Longrightarrow T^{VII}$

Fig. III.8.4 - Cont.

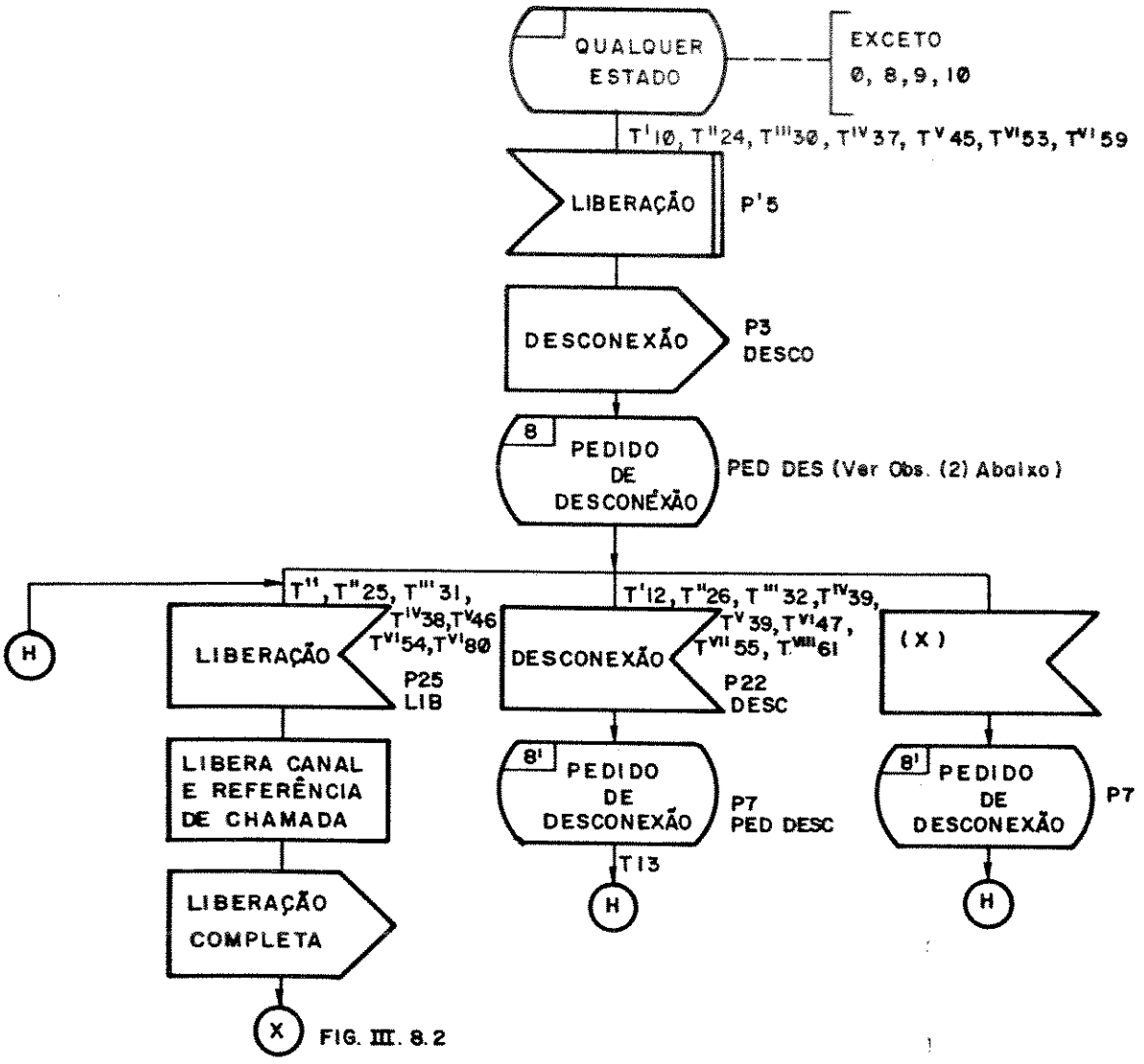


FIG. III. 8.2

Obs.:

(1) Para os estados da Fig. III.8.6, a entrada (*) representará uma ou mais mensagens de entrada;

(2) O estado "PEDIDO DE DESCONEXÃO" será:

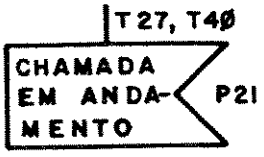
PED DES 0 – P6 – quando "QUALQUER ESTADO" for INIC CH – P2
PED DES 1 – P12 – " " " " SUPER – P3
PED DES 2 – P11 – " " " " ENVIO1 – P9
PED DES 3 – P13 – " " " " ENVIO2 – P10
PED DES 4 – P16 – " " " " CH SAÍDA AND – P8
PED DES 5 – P17 – " " " " CH ENTR – P14
PED DES 6 – P43 – " " " " ATIVO – P15

Fig. III.8.5 – Cont.

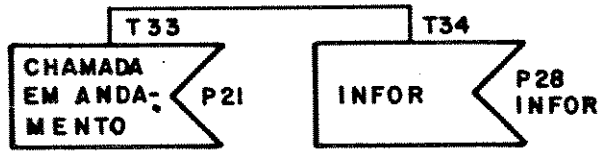
SE "QUALQUER ESTADO" FOR :

1. INICIAÇÃO DE CHAMADA (P2) :

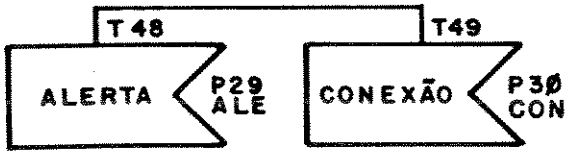
2. SUPER (P3) E ENVIO 2 (P1Ø)



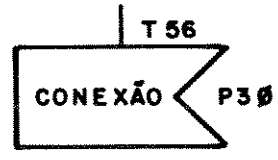
3. ENVIO 1 (P9) :



4. CHAMADA DE SAÍDA EM ANDAMENTO (P8)



5. CHAMADA ENTREGUE (P14):



Obs.:

ATIVO —— ATIVO (NÃO FOI ANALISADO)

— PEDIDO DE SUPENSÃO (P11) :

— PEDIDO DE RELIGAÇÃO (P13)

Fig. III.8.6 - Cont.

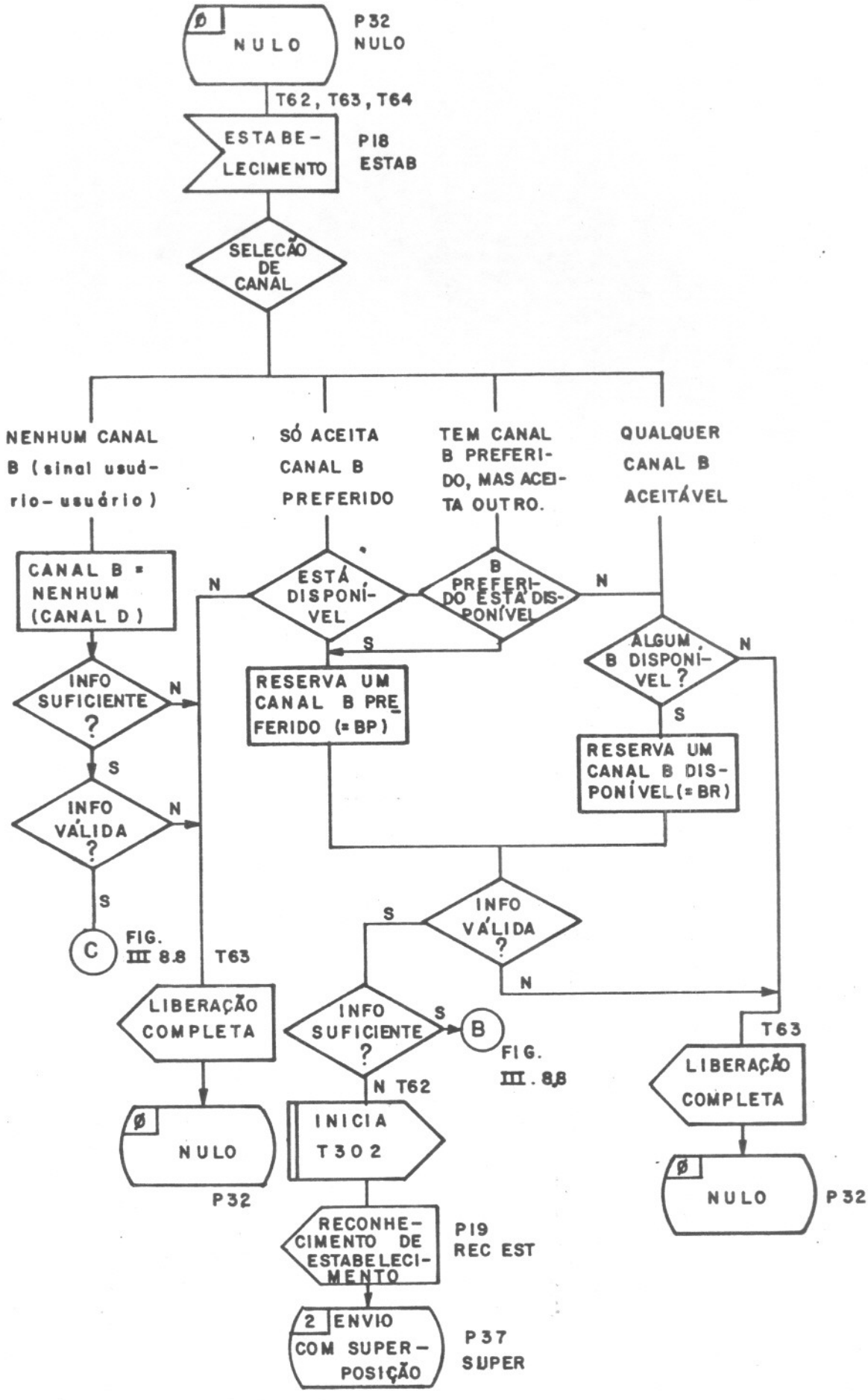


Fig. III.8.7 - Cont.

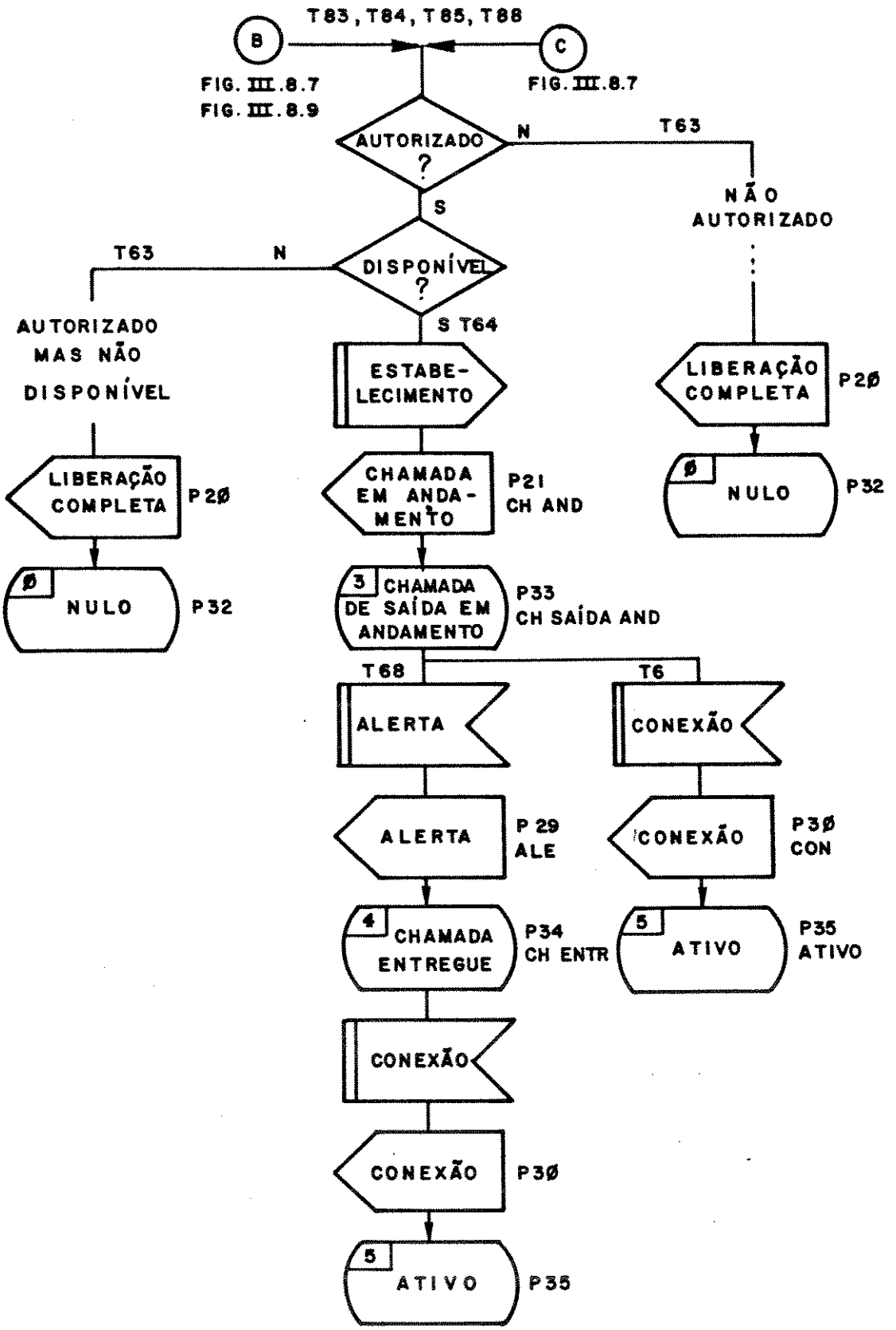


Fig. III.8.8 - Cont.

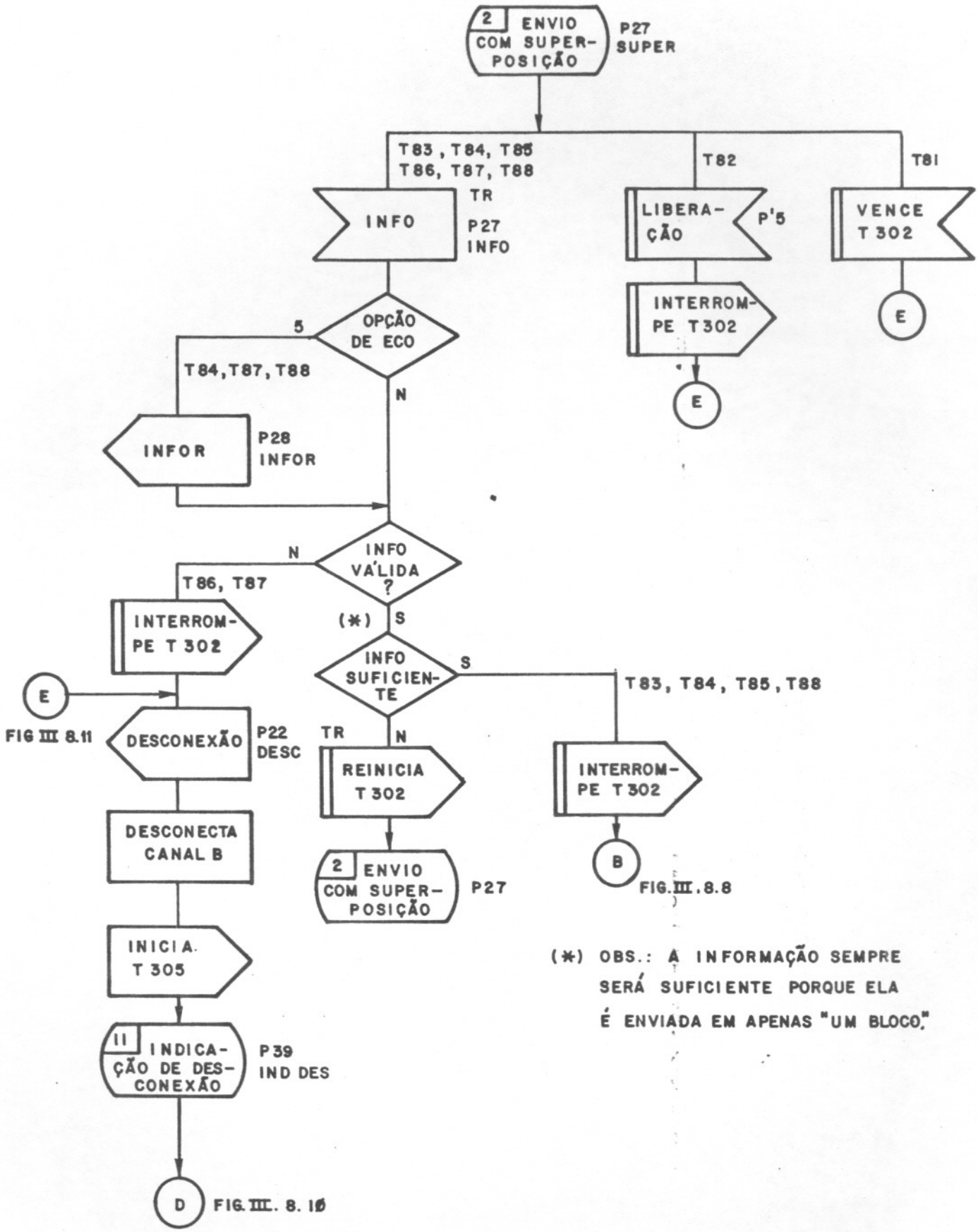


Fig. III.8.9 - Cont.

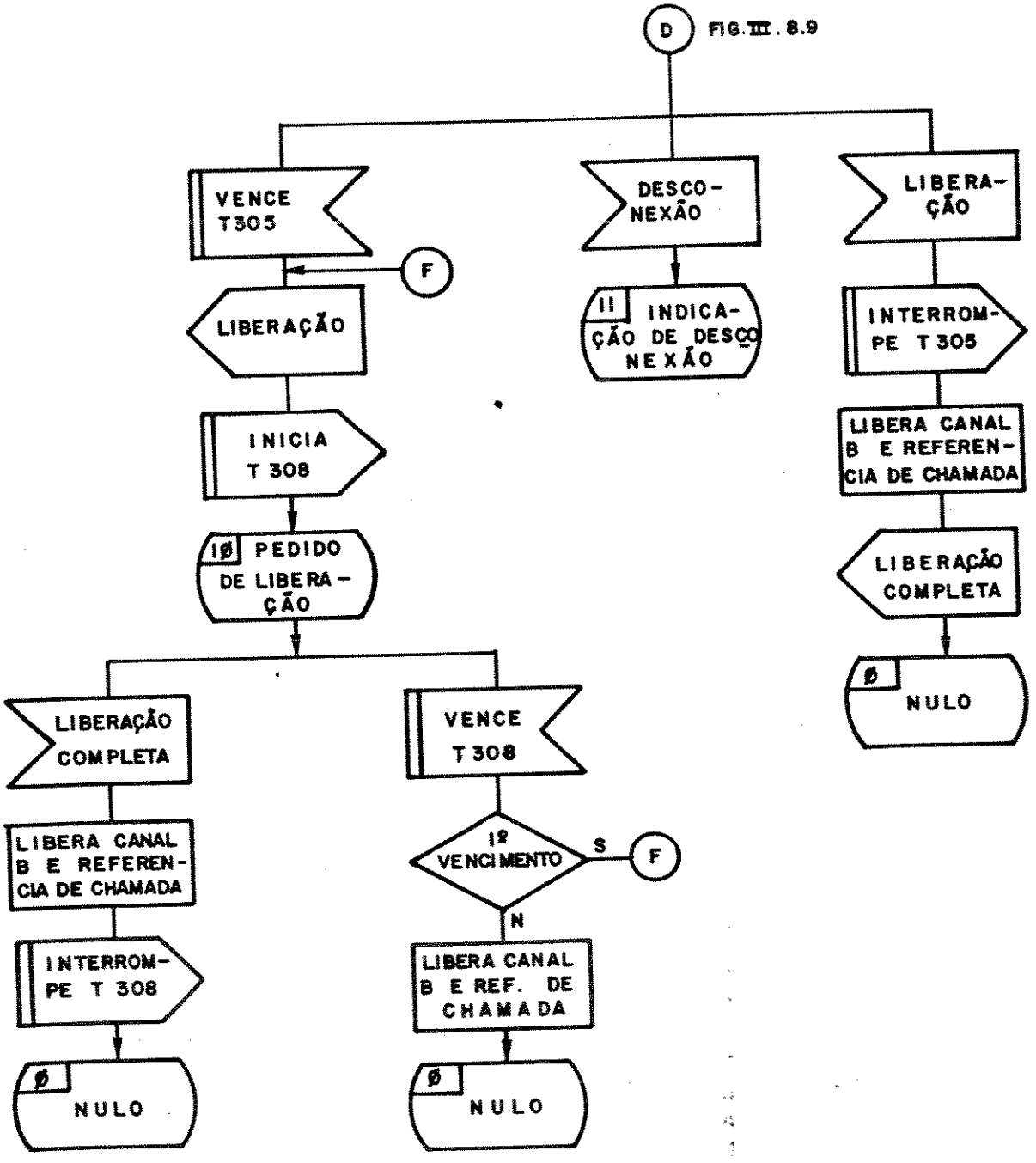


Fig. III.8.10 - Cont.

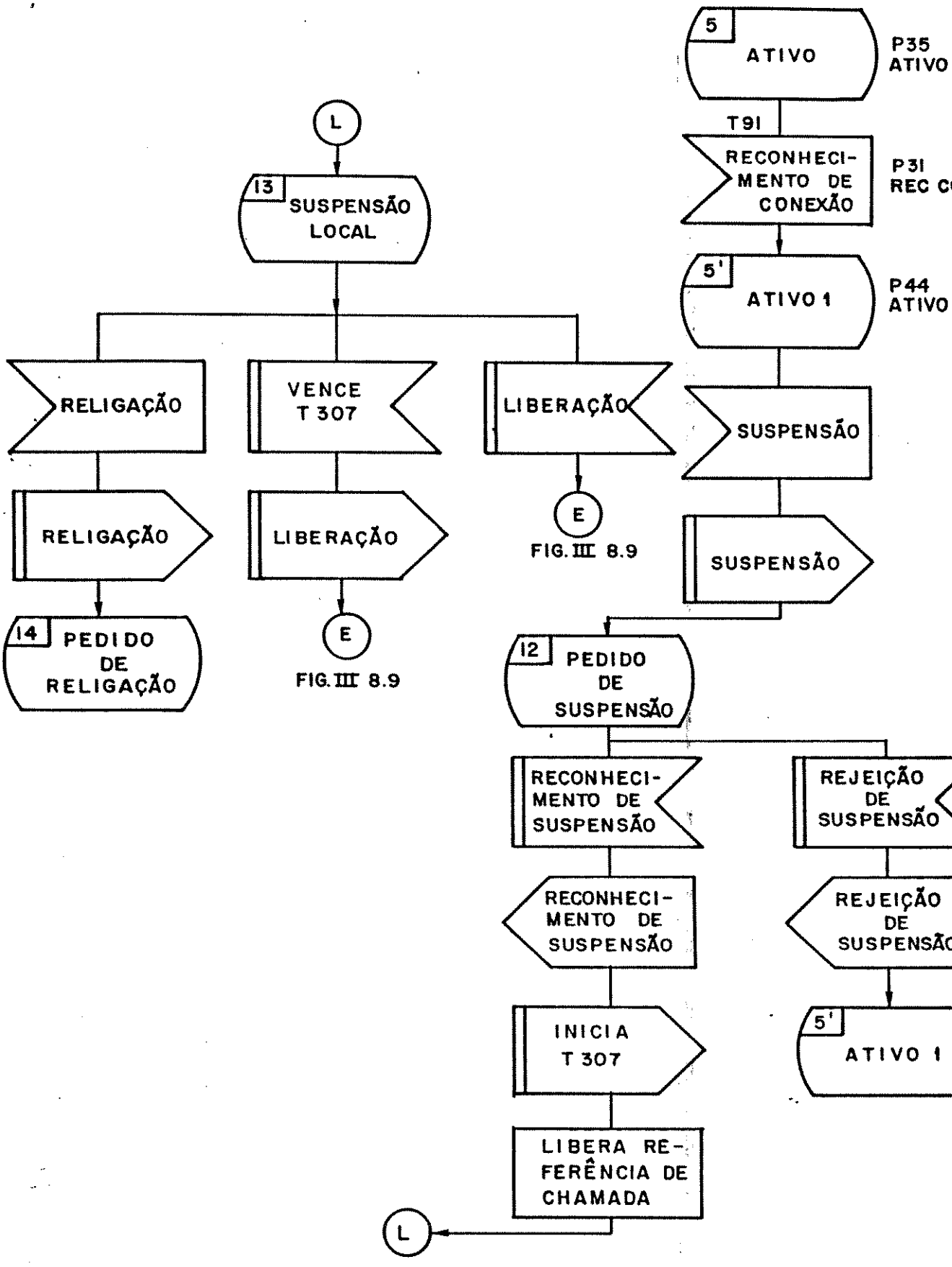


Fig. III.8.11 - Cont.

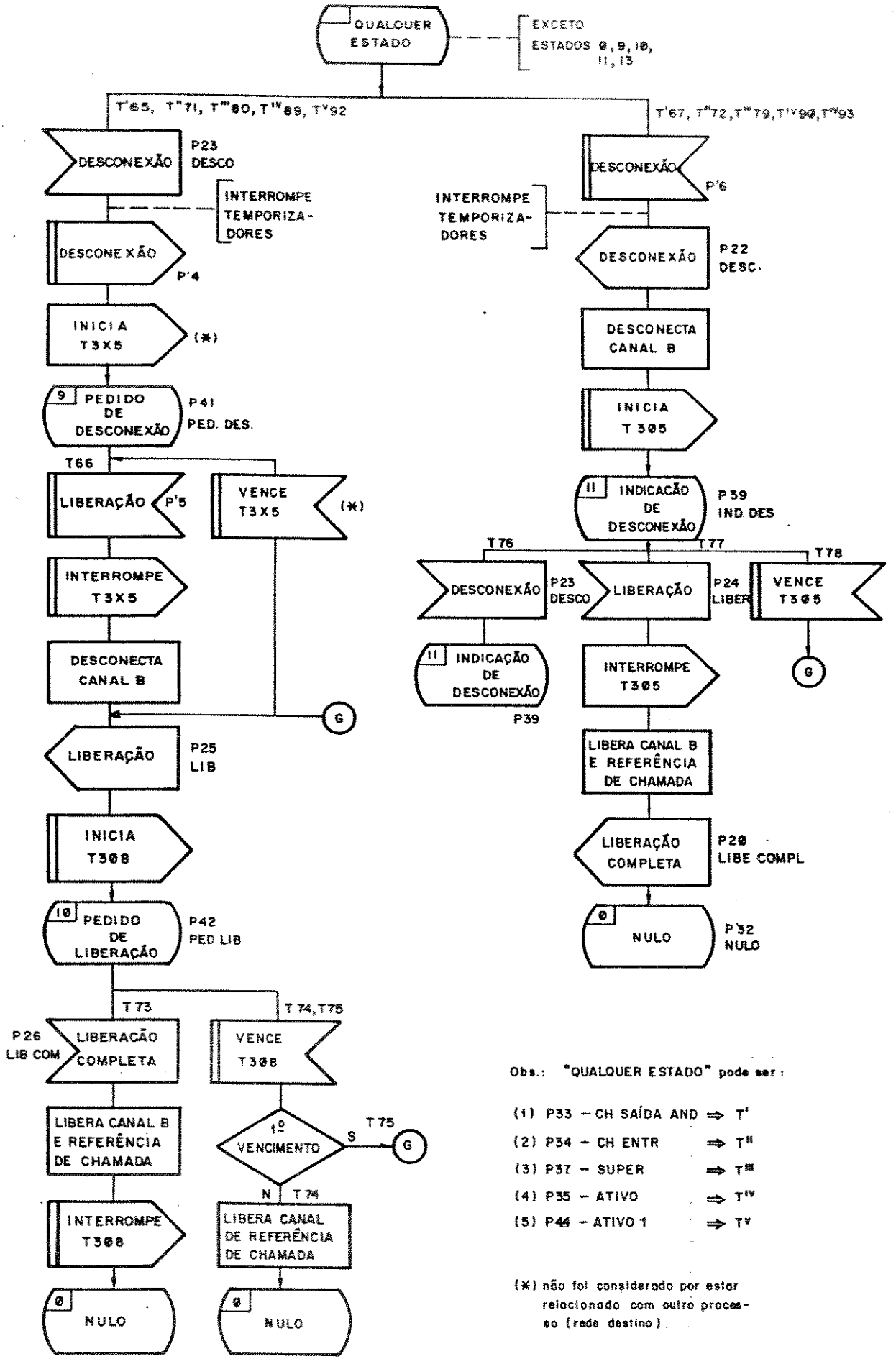


Fig. III.8.12 – Cont.

Devemos mencionar que este protocolo utiliza 3 temporizadores: T302, T305 e T308 para o controle dos sinais Reconhecimento do Estabelecimento, Desconexão e Liberação, respectivamente. Os estados destes temporizadores aparecem na Fig. III.8, conforme tabela III.1 abaixo.

ESTADOS DOS TEMPORIZADORES	RAMOS DO SDL	FIGURA DO SDL
INICIA T302	T62	III.8.7
INTERROMPE T302	T82 a T88	III.8.8
VENCE T302	T81	III.8.8
REINICIA T302	TR	III.8.8
INICIA T305	T86 e T87	III.8.8
	T67, T72, T79, T90, T93	III.8.10
INTERROMPE T305	T77	III.8.10
VENCE T305	T78	III.8.10
INICIA T308	T78	III.8.10
INTERROMPE T308	T73	III.8.10
VENCE T308	T74 e T75	III.8.10

Tabela III.1 - Estados dos Temporizadores do Protocolo da parte A da Fig. III.3

Tabela III.1 - Estados dos Temporizadores do Protocolo da parte A da Fig. III.3

Em termos de linguagem SDL, para esse tipo de protocolo, cada estado do temporizador é representado na Fig. III.8 como se fosse um sinal interno ao processo.

Utilizando as regras de conversão de SDL para RP [veja Apêndice 1] e as regras para modelar temporizadores (item III.2), chegamos à RPMT correspondente (Fig. III.9.1 e III.9.2).

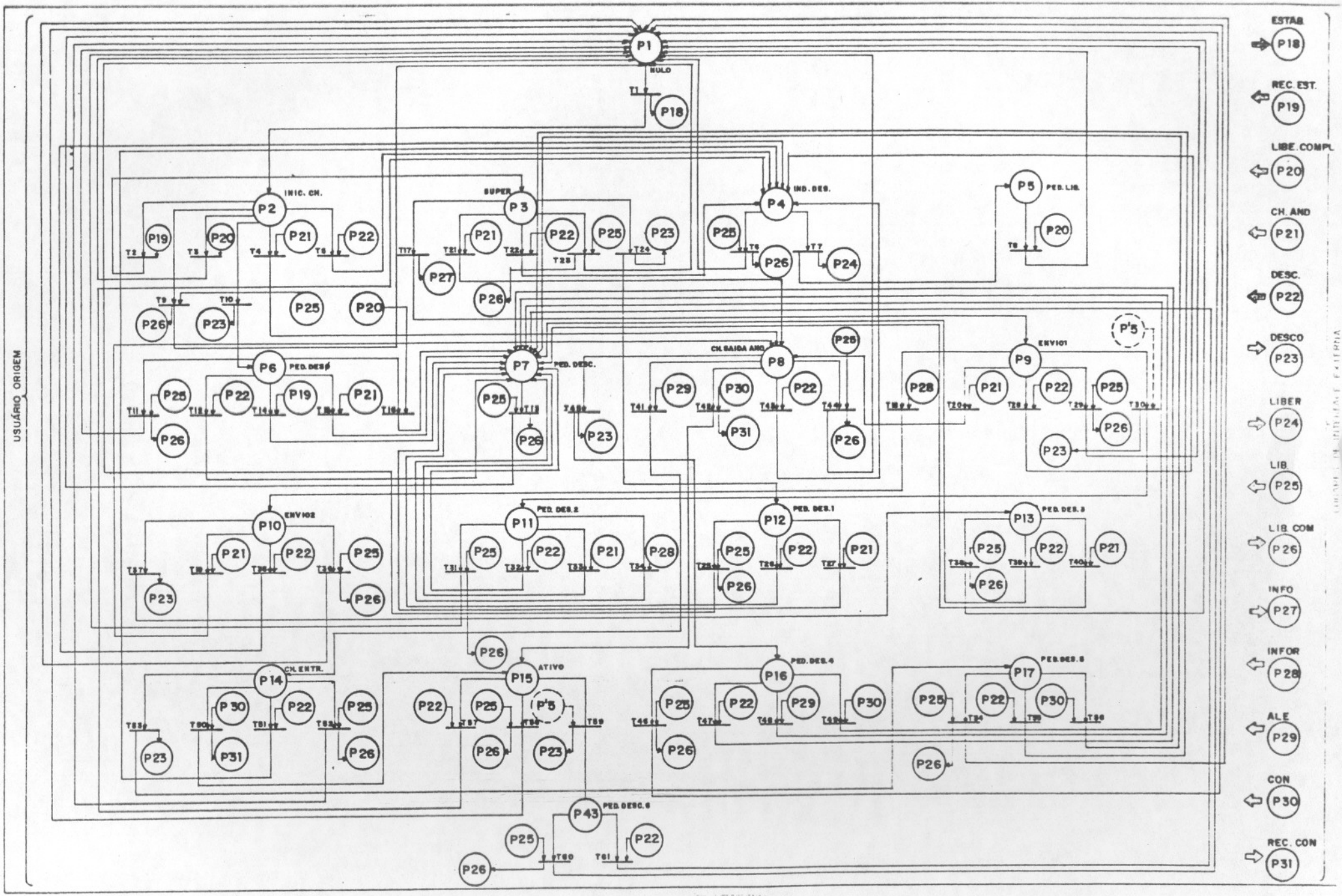


Figura III.9.1 - RPMT correspondente à Fig. III.8 (lado usuário)

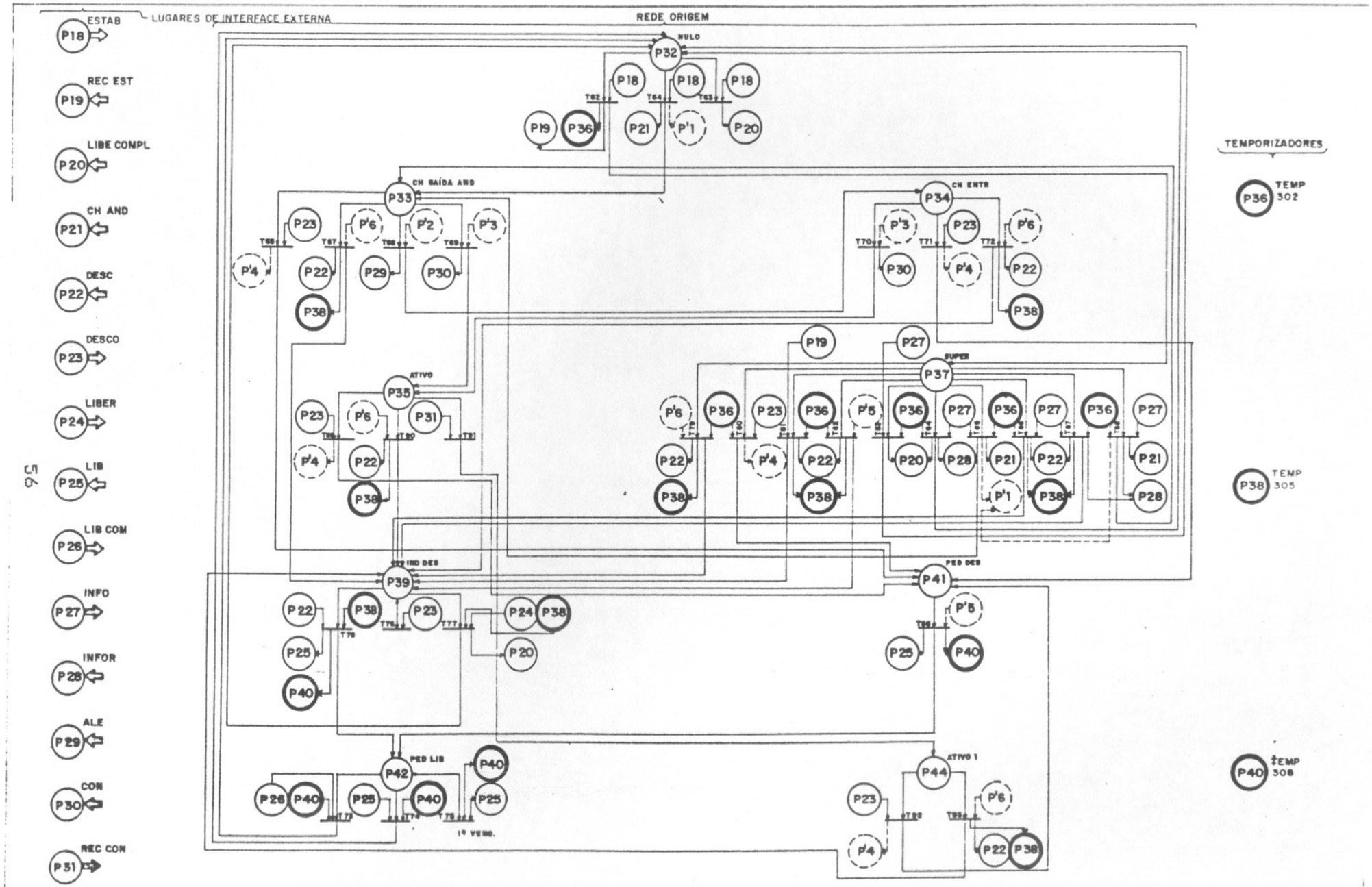


Figura III.9.2 - RPMT correspondente à Fig. III.8 (lado usuário)

A descrição do PFMI da fig. III.9 foi introduzida como dado de entrada no SIPRO [2,3], cujas listagens dos resultados de análise estão no Apêndice 2.

As propriedades clássicas de limitabilidade, reiniciabilidade e vivacidade de RP não foram satisfeitas. Isto aconteceu devido à ocorrência de 2 tipos de marcações (veja Tabela de Marcação do Apêndice 1):

- Marcações com acúmulo de senhas: marcações M156, M195, M198, M184, M208, M272, M277, M278, M279, M281, M282, M283, M285, M286, M296 e M298.
- Marcações Vazias (dead lock): M20, M100, M104, M107, M114 e M129.

Para analisarmos o porquê da ocorrência de tais marcações para posterior correção do protocolo levantamos os correspondentes caminhos (sequências de marcações que partindo de M0 - marcação inicial - chegam a essas marcações com problemas).

Aqui anaslisaremos apenas um desses caminhos. Para uma análise completa dos problemas deveremos em geral analisar todos os caminhos que levaram a uma determinada marcação, pois a correção do problema em um caminho não significa necessariamente que os outros caminhos também estejam corrigidos. Para cada um desses caminhos podemos montar o que chamamos de Tabela de Caminho.

Tal tabela mostra a sequência de marcações (caminho) a partir de M0 até uma determinada marcação, de tal maneira a podermos conhecer:

- as transições que disparam na RPMT para se passar de uma marcação à outra;
- os estados em que se encontram os processos do protocolo;
- os sinais de interface trocados entre esses processos, em cada marcação do caminho analisado.

Para o protocolo do exemplo relativo à troca de informações entre o processo do usuário origem e o processo da rede origem (parte A da Fig. III.7), a Tabela de Caminho terá 5 colunas, como descrito a seguir:

1a.coluna) CAMINHO: Marcação / transição que dispara / próxima marcação

Esta coluna fornece o número das marcações consecutivas e o número da transição que dispara levando de uma para outra marcação no caminho analisado.

Cada transição Ti da RPMT, corresponde a um ramo Ti do SDL (Fig.'s III.8.1 a III.8.12).

As outras 4 colunas relacionam os lugares da RPMT com senha de cada marcação com sua respectiva numeração (Fig. III.9) entre parênteses, ou seja, lugar (No.).

2a.coluna) ESTADOS DO USUÁRIO: relaciona os estados referentes ao processo do usuário para cada marcação.

3a.coluna) SINAIS DE INTERFACE (entre usuário e rede): relaciona os sinais da interface para cada marcação. Sobre o No. que indica o lugar na RPMT correspondente ao sinal determinado, é colocada uma seta que indica o sentido do trajeto do sinal, ou seja, se o sinal vai do usuário para a rede (-->) ou da rede

para [illegible].

No caso das marcações com acúmulo de senhas (não limitado), irá aparecer a letra W ao lado dos lugares que apresentarem tal acúmulo.

4a.coluna) ESTADOS DA REDE: relaciona os estados referentes ao processo da Rede para cada marcação.

5a.coluna) TEMPORIZADORES: relaciona os temporizadores envolvidos em cada marcação, indicando o estado no qual o temporizador se encontra, ou seja, início, interrupção, vencimento ou reinício.

Passamos, então, a analisar as marcações com acúmulo de senhas e as marcações vazias, montando para cada uma a tabela de caminho correspondente, com o objetivo de análise do problema ocorrido.

III.3.1 - Marcações com Acúmulo de Senhas

Analisaremos apenas as marcações M156, M195, M198 e M184; pois as demais são decorrentes destas ou de problemas semelhante:

M156

Para esta marcação, M156, descreveremos a Tabela de Caminho desde seu início (M0), sendo que para as demais partiremos da marcação mais próxima ao problema que as tenha gerado.

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.1), temos:

Na marcação M0 o usuário e a rede estão no estado Nulo, lugares (1) e (32) na RPMT, respectivamente.

Através do disparo da transição T1 (Fig. III.8.1), passa-se à marcação M1, onde o usuário devido a um pedido interno de Solicitação de Conexão envia um sinal de Estabelecimento (18) à rede e vai para o estado de Iniciação de Chamada (2), enquanto que a rede ainda permanece no estado Nulo (32).

Com o disparo da transição T62 (Fig.III.8.7 e III.8.8), passa-se à marcação M3, onde o usuário permanece no estado (2), a rede passa para o estado de Envio com Superposição (37) e envia o sinal de Recebimento de Estabelecimento (19) para o usuário. Para controlar o sinal (19), na rede é inicializado o temporizador T302 (36).

A próxima transição a disparar é a T82 (Fig. III.8.9), levando-se à marcação M10, onde o usuário permanece no estado (2) e a rede devido a um pedido interno de liberação (ramo T82, Fig. III.8.9), interrompe o temporizador T302 (36), envia um sinal de Desconexão (22) para o usuário, inicia o temporizador T305 (38) para o controle desse sinal (22) e vai para o estado Indicação de Desconexão (39).

Dispara, agora, a transição T78 (Fig. III.8.12) passando-se à marcação M30, onde o usuário permanece no estado (2) e na rede o temporizador T305(38) vence, pois o sinal (22) por algum motivo não chegou ao usuário. Daí, a rede envia um sinal de Liberação (25) (ramo T78, Fig. III.8.12) ao usuário, inicia o temporizador T308 (40) para controlar este sinal e vai para o estado de Pedido de Liberação (42).

Enquanto isso, o sinal (19) (ramo T62, Fig. III.8.7) que havia sido enviado pela rede ao usuário, continua parado no canal (interface usuário/rede).

Disparando a transição T9 (Fig. III.8.4) passa-se à marcação M74 onde o usuário consome o sinal (25), caracterizando-se assim uma falta de prioridade, já que o sinal (25) é consumido pelo usuário antes do (19) que havia sido enviado antes. Depois disto, o usuário envia um sinal de Liberaçaõ Completa (26) à rede e volta ao estado Nulo (1). A rede permanece no estado (42).

Com o disparo da transição T73 (Fig. III.8.12), passa-se à marcação M156, onde o usuário permanece no estado (1), não podendo mais consumir o sinal (19), que ficará com acúmulo de senhas (W) e, a rede consome o sinal (26), interrompe o temporizador T308 (40), pois o sinal (25) já foi consumido pelo usuário e volta ao estado Nulo (32).

Portanto, o que provocou a ocorrência desta marcação com acúmulo de senhas, foi a falta de prioridade entre os sinais (19) e (25).

M195

Através da tabela de caminho (Tab. III.2.2), verificamos o acúmulo de senhas nos lugares (19) e (23), ou seja:

Vamos começar pelo disparo da transição T82 (Fig. III.8.9), que leva à marcação M10, onde o usuário permanece no estado de Iniciação de Chamada (2) e a rede devido a um pedido interno de Liberação (ramo T82, Fig. III.8.9), interrompe o temporizador T302 (36), envia um sinal de Desconexão (22) ao

inicia o temporizador T305 (38), para controlar este sinal e vai para o estado de Indicação de Desconexão (39).

Enquanto isso o sinal de Reconhecimento de Estabelecimento (19) (ramo T62, Fig. III.8.7) enviado da rede ao usuário na marcação anterior M3, fica parado no canal.

Com o disparo da transição T10 (Fig. III.8.5), passa-se à marcação M17, onde o usuário devido a um sinal interno de Liberação (ramo T10, Fig. III.8.5), envia um sinal de Desconexão (23) ao usuário e vai para o estado Pedido de Desconexão (6), enquanto a rede permanece no estado (39).

Com o disparo da transição T78 (Fig. III.8.12), passa-se à marcação M46, onde o usuário permanece no estado (6) e na rede ocorre o vencimento do temporizador T305 (38) (ramo T78, Fig.III.8.12), pois o sinal (22) não chegou ao usuário e esta, envia um sinal de Liberação (25) ao usuário, inicia o temporizador T308 (40) para controle deste sinal e vai para o estado de Pedido de Liberação (42).

Sendo que, temos aqui, dois sinais parados no canal: o (19) já mencionado e o (23) (ramo T10, Fig. III.8.5) que foi enviado pelo usuário à rede na marcação anterior M17.

A próxima transição a disparar é a T11 (Fig. III.8.5), levando-se à marcação M101, onde o usuário consome o sinal (25), mostrando assim a falta de prioridade entre os sinais (19) e (25), pois o (19) havia sido enviado pela rede antes que o (25). Após isso, o usuário envia um sinal de Liberação Completa (26) à rede e volta ao estado Nulo (1). Enquanto que a rede permanece no estado (42).

Com o disparo da transição T73 (fig. III.8.17), passa-se à marcação M195, onde o usuário permanece no estado (1), não podendo consumir o sinal (19), que fica parado no canal com acúmulo de senhas (W). E a rede consome o sinal (26) (ramo T73, Fig. III.8.10), caracterizando a falta de prioridade entre os sinais (23) e (26), já que o (23) foi enviado antes. Depois disso, a rede interrompe o temporizador T308 (40) pois o sinal (25) chegou ao usuário e volta ao estado Nulo (32). Portanto não podendo mais consumir o sinal (23) que fica também parado no canal com acúmulo de senhas (W).

Logo, o que gera a marcação M195 é a falta de prioridade entre os sinais (19) e (25) ficando o (19) com acúmulo de senhas (W); e entre (23) e (26) implicando no acúmulo de senhas (W) no (23).

M198

Conforme tabela de caminho (Tab. III.2.3) verificaamos o acúmulo de senas no lugar (23), ou seja:-

Com o disparo da transição T10 (Fig. III.8.5), passa-se à marcação M56, onde o usuário devido a um pedido interno de Liberação (ramo T10, Fig. III.8.5) vai para o estado Pedido de Desconexão 0 (6) e envia à rede um sinal de Desconexão (23). Enquanto que a rede permanece no estado de Pedido de Liberação (42) e o sinal de Chamada em Andamento (21) (ramo T64, Fig. III.8.7) enviado pela rede ao usuário na marcação M5 permanece no canal, assim como, o sinal de Liberação (25) (ramo T78, Fig. III.8.12) enviado pela rede ao usuário na marcação anterior M38.

A próxima transição a disparar é a T15 (Fig. III.8.6), que leva à marcação M98, onde o usuário consome o sinal (21) e vai para o estado de Pedido de Desconexão 1 (7) e, a rede continua no estado (42), bem como o sinal (25) continua parado no canal.

Dispara agora a transição T13 (Fig. III.8.5) passando-se à marcação M106 onde o usuário consome o sinal (25), envia à rede um sinal de Liberção Completa (26) e volta ao estado Nulo (1). Enquanto que a rede permanece no estado (42).

Com o disparo da transição T73 (Fig. III.8.12), passa-se à marcação M198, onde o usuário permanece no estado (1) e a rede consome o sinal (26), caracterizando a falta de prioridade entre os sinais (23) e (26), pois o sinal (23) foi enviado antes que o (26). Ainda na rede, é interrompido o temporizador T308 (40), pois o sinal (25) já foi consumido pelo usuário e ela volta ao estado Nulo (32).

Portanto, o que gerou a marcação M198, foi a falta de prioridade entre os sinais (23) e (26), ficando o sinal (23) com acúmulo de senhas (W).

M184

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.4), temos:-

A partir do disparo da transição T65 (Fig. III.8.12), passa-se à marcação M22, onde o usuário permanece no estado d Pedido de Desconexão 0 (6) e a rede consome o sinal de Desconexão (23) (ramo T65, Fig. III.8.12) enviado pelo usuário na marcação anterior M8 e vai para o estado Pedido de Desconexão (41).

Enquanto continua parado no canal o sinal de Chamada em Andamento (21) (ramo T64, Fig. III.8.7) enviado pela rede ao usuário na marcação M5.

A próxima transição a disparar é a T66 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M53, onde o usuário permanece no estado (6) e a rede devido a um pedido interno de Liberação, envia um sinal de Liberação (25) ao usuário, inicia o temporizador T308 (40) para o controle desse sinal e vai para o estado de Pedido de Liberação (42).

Dispara, então, a transição T11 (Fig. III.8.5), levando-se à marxação M90, onde o usuário consome o sinal (25), caracterizando a falta de prioridade entre os sinais (21) e (25), pois o sinal (21) foi enviado antes que o (25). Daí, o usuário envia à rede um sinal de Liberação Completa (26) e volta ao estado Nulo (1). Enquanto isso, a rede permanece no estado (42).

Dispara, agora, a transição T73 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M184, onde o usuário permnece no estado (1) e a rede consome o sinal (26), interrompe o temporizador T308 (40), pois o sinal (25) já foi consumido pelo usuário, e volta ao estado Nulo (32).

Portanto, estando o usuário no estado Nulo (1), não mais pode consumir o sinal (21), que fica parado no canal com acúmulo de senhas (W).

Logo, o que gera a marcação M184, é a falta de prioridade entre os sinais (21) e (25).

III.3.2 - Marcações Vazias

São marcações, cuja linha na máquina de senhas (Apêndice 2) está vazia, indicando que a partir de tais marcações não se pode chegar a qualquer outra pelo disparo de uma transição, o que significa que temos um impasse ("deadlock") no protocolo.

Foram encontradas 6(seis) marcações vazias: M20, M100, M104 e M129:-

M20

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.5), temos:-

Inicialmente na marcação M0 temos o usuário no estado Nulo (1) e também a rede No estado Nulo (32).

Com o disparo da transição T1 (Fig. III.8.1), passa-se à marcação M1, onde o usuário devido a um pedido interno de Solicitação de Conexão, envia um sinal de Estabelecimento (18) à rede e vai para o estado Iniciação de Chamada (2), enquanto a rede permanece no estado (32).

Dispara, agora, a transição T63 (Fig. III.8.7), levando-se à marcação M4, onde o usuário permanece no estado (2) e arede consome o sinal (18), faz a Seleção de Canal e envia ao usuário um sinal de Liberação Completa (20), e retorna ao estado (32).

A próxima transição a disparar é a T10 (Fig. III.8.5), levando-se à marcação M7, onde o usuário devido a um pedido interno de Liberação (ramo T10, Fig. III8.5) envia um sinal de desconexão (23) à rede, só que esta permanece no estado Nulo (32) não podendo consumir este sinal.

A transição T16 (Fig. III.8.6) dispara, passando à marcação M20, onde o usuário consome o sinal (20) e vai para o estado Pedido de Desconexão (7), onde fica parado, pois ele ficará aguardando um sinal de Liberação (25) que deveria ser enviado pela rede, mas que não o será pois esta já voltou ao estado Nulo (32). Logo teremos uma marcação vazia (M20) e também termos o sinal (23) parado no canal.

A correção deste problema implica em modificação no protocolo.

M100

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.6), temos:-

Partindo-se do disparo da transição T82 (Fig. III.8.9), passa-se à marcação M10, onde o usuário perrmanece no estado de Iniciacão de Chamada (2) e temos o sinal de Reconhecimento de Estabelecimento (19) (ramo T62, Fig. III.8.7) enviado pela rede na marcação anterior M3, parado no canal. Enquanto que a rede devido a um pedido interno de Liberacão (ramo T82, Fig. III.8.8) interrompe o temporizador T302 (36), envia ao usuário um sinal de Desconexão (22), inicia o temporizador T305 (38) para o controle deste sinal e vai para o estado de Indicação de Desconexão (39).

Dispara, agora, a transição T10 (Fig. III.8.5), passando-se à marcacão M17, onde o usuário devido a um pedido interno de Liberação envia à rede um sinal de Desconexão (23) e vai para o estado Pedido de Desconexão 0 (6). Enquanto isto a rede permanece no estado (39).

A próxima transição a disparar é a T12 (Fig. III.8.5),

levando-se à marcação M44, onde o usuário consome o sinal (22), caracterizando a falta de prioridade entre os sinais (19) e (22), já que o sinal (19) foi enviado antes. Depois de consumir o sinal (22), o usuário vai para o estado de Pedido de Desconexão (7), enquanto a rede permanece no estado (39).

Dispara, agora, a transição T76 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M100, onde o usuário permanece no estado (7) e a rede consome o sinal (23) e retorna ao estado (39). Teremos uma marcacão vazia, pois o usuário para poder retornar ao estado Nulo (1) espera da rede um sinal de liberação (25) que não será enviado; enquanto a rede aguarda o vencimento do temporizador T305 (38) (ramo T78, Fig. III.8.10) ou então, ela espera um sinal de Libercão (24) (ramo T77, Fig. III.8.10), que não irá chegar pois o usuário está parado no estado (7). Com relação ao vencimento do temporizador T305 (380, este nào acontecerá nesta situacão pois o sinal (22) controlado por ele já foi consumido pelo usuário (ramo T12, Fig. III.8.5).

Portanto esta marcacão vazia foi gerada devido a imperfeições no diagrama SDL, que impedem a continuação da troca de sinais entre usuário e rede. Sua correção implica em alterações no protocolo.

Observe, também, a falta de prioridade entre os sinais (19) e (22), levando o sinal (19) a ficar parado no canal nesta marcação M100. Isto poderia levar ao acúmulo de senhas em (19), caso a marcação vazia não fosse gerada antes.

M104

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.7), temos:

Partindo-se do disparo da transição T10 (Fig. III.8.5), passa-se à marcação M6, onde o usuário devido a um pedido interno de Liberação (ramo T10, Fig. III.8.5) envia à rede um sinal de Desconexão (23) e vai para o estado de Pedido de Desconexão 0 (6), enquanto a rede permanece no estado de Envio com Superposição (37).

A próxima transição a disparar é a T81 (Fig. III.8.9), levando-se à marcação M19, onde o usuário permanece no estado (6) e na rede ocorre o vencimento do temporizador T302 (36), pois o sinal de Recebimento de Eastabelecimento (19), enviado pela rede na marcação M3, que era controlado por este temporizador nào chegou ao uauário. Depois disto a rede envia ao usuário um sinal de Desconexào (22), inicia o temporizador t305 (38) para o controle deste sinal e vai para o estado de Indicação de Desconexão (39).

Dispara, agora, a transição T12 (Fig. III.8.5), levando-se à marcação M48, onde o usuário consome o sinal (22) e vai para o estado de Pedido de Desconexão (7). Enquanto a rede permanece no estado (39).

A próxima transição a disparar é a T76 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M104, onde o usuário permanece no estado (7) e rede consome o sinal (23) (ramo T76, Fig. III.8.10) e volta ao estaco (39).

Dessa forma chegamos a outra marcação vazia, como na marcação M100, onde o usuário não consegue sair do estado (7) e

a rede não consegue sair do estado (39), conforme já foi descrito anteriormente.

A correção deste problema implica em alterações no protocolo.

M107

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.8), temos:-

Partindo-se do disparo da transição T81 (Fig. III.8.9), passa-se à marcação M19, onde o usuário permanece no estado de Pedido de Desconexão 0 (6) e na rede ocorre o vencimento do temporizador T302 (36), pois o sinal de Recebimento de Estabelecimento (19) (ramo T62, Fig. III.8.7), enviado pela rede na marcação M3, que era controlado por este temporizador não chegou ao usuário. Depois disto a rede envia ao usuário um sinal de Desconexão (22), inicia o temporizador T305 (38) para o controle deste sinal e vai para o estado Indicação de Desconexão (39).

Dispara, agora, a transição T78 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M50, onde o usuário permanece no estado (6) e na rede ocorre o vencimento do temporizador T305 (38), pois o sinal (22) não chegou ao usuário; ela envia ao usuário um sinal de Liberação (25), inicia o temporizador T308 (40) para o controle deste sinal e vai para o estado Pedido de Liberação (42).

A próxima transição a disparar é a T74 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M107, onde o usuário permanece no estado (6) e o sinal (23) (ramo T78, Fig. III.8.10) enviado à rede na

marcação anterior M50 continua no canal. Enquanto isto a rede ocorre o vencimento do temporizador T300 (40) (ramo T74, Fig. III.8.12), pois o sinal (25) não chegou ao usuário; como não é o primeiro vencimento do temporizador T300 (40), ocorre "liberação do canal B e referência de chamada", voltando a rede ao estado Nulo (32).

Portanto o sinal (23) fica parado no canal pois a rede não poderá consumi-lo, pois esta já voltou ao estado (32) e o usuário fica parado no estado (6) aguardando a chegada de um desses sinais: Liberação (25) (ramo T11, Fig. III.8.5), Desconexão (22) (ramo T12, Fig. III.8.5), Reconhecimento de Estabelecimento (19) (ramo T14, Fig. III.8.6), Chamada em Andamento (21) (ramo T15, Fig. III.8.6) ou Liberação Completa (20) (ramo T16, Fig. III.8.6), sendo que nenhum destes será enviado, já que a rede está no estado Nulo (32).

Assim é gerada a marcação vazia M107, devido a imperfeições no protocolo, que fazem com que o usuário fique parado em um estado (6), não podendo mais continuar a troca de sinais e voltar ao estado Nulo (1). Para a correção deste problema são necessárias modificações no protocolo.

M114

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.9), temos:-

Partindo-se do disparo da transição T67 (Fig. III.8.12), passa-se à marcação M23, onde o usuário permanece no estado de Pedido de Desconexão (6) e o sinal Chamada em Andamento (21) enviado da rede ao usuário na marcação M5, continua parado no canal, assim como o sinal de Desconexão 923) (ramo T10, Fig.

III.8.5), enviado pelo usuário à rede na marcação anterior M6. Enquanto isso a rede devido a um pedido de Desconexão (22), inicia o temporizador T305 (38) para o controle deste sinal e vai para o estado de Indicação de Desconexão (39).

A próxima transição a disparar é a T12 (Fig. III.8.5), levando-se à marcação M54, onde o usuário consome o sinal (22), caracterizando-se a falta de prioridade entre os sinais (21) e (22), já que o sinal (21) havia sido enviado antes. Depois disto o usuário vai para o estado Pedido de Desconexão (7), enquanto a rede permanece no estado (39).

É disparada, agora, a transição T76 (Fig. III.8.12), levando-se à marcação M114, onde o usuário permanece no estado (7), o sinal (21) continua parado no canal e a rede consome o sinal (23) (ramo T76, Fig. III.8.12) e volta ao estado (39).

Dessa forma é gerada outra marcação vazia, M114, pois o usuário fica parado no estado (7) aguardando um sinal de Liberação (25) (ramo T13, Fig. III.8.5) que não será enviado pela rede, porque esta permanece no estado (39) aguardando o vencimento do temporizador T308 (40) ou um sinal de Liberação (24), como já foi discutido para as marcações M100 e M104. Para a correção deste problema são necessárias alterações no protocolo.

M129

Conforme Tabela de Caminho (Tab. III.2.10), temos:-

Partindo-se do disparo da transição T17 (Fig. III.8.3), passa-se à marcação M26, onde o usuário devido a um sinal interno de Envio de Informação envia um sinal de INFO (27) à rede e vai

para o estado de Envio com Superposição 1 (39). Enquanto isso a rede permanece no estado de Envio com Superposição (37).

A próxima transição a disparar é a T83 (Fig. III.8.9), levando-se à marcação M64, onde o usuário permanece no estado (9) e a rede consome o sinal (27). Considera a informação recebida válida e suficiente, interrompe o temporizador T302 (36) pois o sinal de Reconhecimento de Estabelecimento (19) que ele controlava já foi consumido pelo usuário. Envia ao usuário um sinal de Liberação Completa (20) e volta ao estado Nulo (32). Dispara, agora, a transição T30 (Fig. III.8.5), levando-se à marcação M129, onde o usuário devido a um pedido interno de Liberação envia à rede um sinal de Desconexão (23) e vai para o estado de pedido de Desconexão 2 (11).

Portanto é gerada outra marcação vazia, M129, pois o usuário fica parado no estado (11) aguardando um dos seguintes sinais: Liberação (25) (ramo T31, Fig. III.8.5), Desconexão (22) (ramo T32, Fig. III.8.5), Chamada em Andamento (21) (ramo T33, Fig. III.8.6) ou então, INFOR (28) (ramo T34, Fig.III.8.6), dos quais nenhum será enviado pela rede, porque esta já voltou ao estado (32). E o único sinal enviado pela rede que ainda está no canal é o (20), que fica parado aí pois o usuário não pode consumi-lo, bem como fica parado no canal o sinal (23) que foi enviado pelo usuário à rede, porque esta não irá consumi-lo pois voltou ao estado (32).

Dessa forma esta marcação vazia também foi gerada devido a imperfeições no protocolo, que impedem que o usuário continue a troca de sinais com a rede e possa retornar ao estado Nulo (1).

Para a correção deste problema são necessárias alterações no protocolo.

III.3.3 - Resumo da Análise de Validação

Através do estudo detalhado dos problemas que geraram as marcações com acúmulo de senhas e as marcações vazias, caracterizou-se que as marcações com acúmulo de senhas ocorreram devido à falta de prioridade entre determinados sinais e as marcações vazias devido a imperfeições no protocolo.

As imperfeições podem ser corrigidas através de modificações necessárias no protocolo. Agora, a falta de prioridade entre sinais ocorre por um problema de modelamento do protocolo.

TABELA III.2.1
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO NAO LIMITADA: M 156

CAMINHO: M0, M1, M3, M10, M29, M74, M154, M156

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 - M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\bar{18}$)	NULO (32)	
T62_ M 3	INIC CH (2)	REC EST ($\bar{19}$)	SUPER (37)	INICIA T302 (36)
T82_ M 10	INIC CH (2)	($\bar{19}$), DESC ($\bar{22}$)	IND DES (39)	INT T302(36),INICIA T305(38)
T78_ M 30	INIC CH (2)	($\bar{19}$), LIB COM ($\bar{26}$)	PED LIB (42)	VENCE T305(38),INIC T308(40)
T9 - M 74	NULO (1)	($\bar{19}$), LIB	PED LIB (42)	T 308 (40)
T73_ M 156	NULO (1)	($\bar{19}$) LW	NULO (32)	INT T308 (40)

TABELA III.2.2
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO NAO LIMITADA: M 195

CAMINHO: M0, M1, M3, M10, M17, M46, M101, M195

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 - M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\overrightarrow{18}$)	NULO (32)	
T62_ M 3	INIC CH (2)	REC EST ($\overleftarrow{19}$)	SUPER (37)	INICIA T302 (36)
T82_ M 10	INIC CH (2)	($\overleftarrow{19}$),DESC($\overleftarrow{22}$)	IND DESC (39)	INT T302(36),INICIA T305(38
T10_ M 17	PED DESC (6)	($\overleftarrow{19}$),($\overleftarrow{22}$),DESCC($\overrightarrow{23}$)	IND DESC (39)	T 305 (38)
T78_ M 46	PED DESC (6)	($\overleftarrow{19}$),($\overrightarrow{23}$),LIB($\overleftarrow{25}$)	PED LIB (42)	VENCE T305(38),INIC T308(40
T11_ M 101	NULO (1)	($\overleftarrow{19}$)$\blacksquare$,($\overrightarrow{23}$),LIB CON ($\overrightarrow{26}$)	PED LIB (42)	T 308 (40)
T73_ M 195	NULO (1)	($\overleftarrow{19}$)$\blacksquare$,($\overrightarrow{23}$)$\blacksquare$	NULO (32)	INTERROMPE T308 (40)

TABELA III.2.3
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO NAO LIMITADA: M 198

CAMINHO: M0, M1, M13, M38, M56, M98, M106, M198

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 – M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\bar{18}$)	NULO (32)	
T64_ M 5	INIC CH (2)	CH AND ($\bar{21}$)	CH SAIDA AND (33)	
T67_ M 13	INIC CH (2)	($\bar{21}$), DESC ($\bar{22}$)	IND DESC (39)	INICIA T305 (38)
T78_ M 38	INIC CH (2)	($\bar{21}$), LIB ($\bar{25}$)	PED LIB (42)	VENCE T305(38),INIC T300(40)
T10_ M 56	PED DES0 (6)	($\bar{21}$),($\bar{25}$),DESCO ($\bar{23}$)	PED LIB (42)	T 300 (40)
T15_ M 98	PED DESC (7)	($\bar{25}$),($\bar{23}$)	PED LIB (42)	T 300 (40)
T13_ M 106	NULO (1)	($\bar{23}$),LIB COM ($\bar{26}$)	PED LIB (42)	T 300 (40)
T73_ M 198	NULO (1)	($\bar{23}$) LW	NULO (32)	INTERROMPE T 300 (40)

TABELA III.2.4
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO NAO LIMITADA: M 184

CAMINHO: M0, M1, M5, M8, M22, M53, M90, M184

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 – M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\bar{18}$)	NULO (32)	
T64_ M 5	INIC CH (2)	CH AND ($\bar{21}$)	CH SAIDA AND (33)	
T10_ M 8	PED DES0 (6)	($\bar{21}$), DESCO ($\bar{23}$)	CH SAIDA AND (33)	
T65_ M 22	PED DES0 (6)	($\bar{21}$)	PED DES (41)	
T66_ M 53	PED DES0 (6)	($\bar{21}$),LIB ($\bar{25}$)	PED LIB (42)	INICIA T300 (40)
T11_ M 90	NULO (1)	($\bar{21}$), LIB CON ($\bar{26}$)	PED LIB (42)	T300 (40)
T73_ M 184	NULO (1)	($\bar{21}$) W	NULO (32)	INTERROMPE T300 (40)

TABELA III.2.5
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO VAZIA: M 20

CAMINHO: M0, M1, M4, M7, M20

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 _ M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC (18) ->	NULO (32)	
T63_ M 4	INIC CH (2)	LIBE COMPL (<- 20)	NULO (32)	
T10_ M 7	PED DESC (6)	(<- 20), DESCO (-> 23)	NULO (32)	
T16_ M 20	PED DESC (7)	(23) LW	NULO (32)	

TABELA III.2.6
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO VAZIA: M 100

CAMINHO: M0, M3, M10, M17, M44, M100

CAMINHO / MARCACAO / TRANSICAO_ / PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.)			
	ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 _ M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\overrightarrow{18}$)	NULO (32)	
T62_ M 3	INIC CH (2)	REC EST ($\overleftarrow{19}$)	SUPER (37)	INICIA T302 (36)
T82_ M 10	INIC CH (2)	($\overleftarrow{19}$),DESC ($\overleftarrow{22}$)	IND DESC (39)	INT T302(36),INICIA T305(38)
T10_ M 17	PED DES0 (6)	($\overleftarrow{19}$),($\overleftarrow{22}$),DESCO ($\overrightarrow{23}$)	IND DESC (39)	T 305 (38)
T12_ M 44	PED DESC (7)	($\overleftarrow{19}$),($\overrightarrow{23}$)	IND DESC (39)	T 305 (38)
T76_ M 100	PED DESC (7)	($\overleftarrow{19}$)	IND DESC (39)	T 305 (38)

TABELA III.2.7
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO VAZIA: M 104

CAMINHO: M0, M1, M3, M6, M19, M48, M104

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 _ M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\overrightarrow{18}$)	NULO (32)	
T62_ M 3	INIC CH (2)	REC EST ($\overleftarrow{19}$)	SUPER (37)	INICIA T302 (36)
T10_ M 6	PED DES0 (6)	($\overleftarrow{19}$),DESCO ($\overrightarrow{23}$)	SUPER (37)	T 302 (36)
T81_ M 19	PED DES0 (6)	($\overrightarrow{23}$),DESC ($\overleftarrow{22}$)	IND DES (39)	VENCE T302(36),INIC T305(38)
T12_ M 48	PED DESC (7)	($\overrightarrow{23}$)	IND DES (39)	T 305 (38)
T76_ M 104	PED DESC (7)		IND DES (39)	T 305 (38)

TABELA III.2.8
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO VAZIA: M 107

CAMINHO: M0, M1, M3, M6, M19, M50, M107

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCAÇÃO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 _ M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC (18)→	NULO (32)	
T62_ M 3	INIC CH (2)	REC EST (19)←	SUPER (37)	INICIA T 302 (36)
T10_ M 6	PED DESO (6)	(19)←,DESC (22)←	SUPER (37)	T 302 (36)
T81_ M 19	PED DESO (6)	(22)←,DESCO (23)→	IND DES (39)	VENCE T302(36),INIC T305(38)
T78_ M 50	PED DESO (6)	(23)→,LIB (25)←	PED LIB (42)	VENCE T305(38),INIC T308(40)
T74_ M 107	PED DESO (6)	(23)→	NULO (32)	VENCE T308 (40)

TABELA III.2.9
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO VAZIA: M 114

CAMINHO: M0, M1, M5, M8, M23, M54, M114

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.)			
	ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 _ M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\overrightarrow{18}$)	NULO (32)	
T64_ M 5	INIC CH (2)	CH AND ($\overleftarrow{21}$)	CH SAIDA AND (33)	
T10_ M 8	PED DES0 (6)	($\overleftarrow{21}$),DESCO ($\overrightarrow{23}$)	CH SAIDA AND (33)	
T67_ M 23	PED DES0 (6)	($\overleftarrow{21}$),($\overrightarrow{23}$),DESC ($\overleftarrow{22}$)	IND DES (39)	INICIA T 305 (38)
T12_ M 54	PED DESC (7)	($\overleftarrow{21}$),($\overrightarrow{23}$)	IND DES (39)	T 305 (38)
T76_ M 114	PED DESC (7)	($\overleftarrow{21}$)	IND DES (39)	T 305 (38)

TABELA III.2.10
TABELA DE CAMINHO

MARCACAO VAZIA: M 129

CAMINHO: M0, M1, M3, M9, M26, M64, M129

CAMINHO MARCACAO TRANSICAO_ PROXIMA MARCACAO	LUGARES (No.) ESTADOS DO USUARIO	SINAIS DE INTERFACE (entre usuario e rede)	ESTADOS DA REDE	TEMPORIZADORES
M 0	NULO (1)		NULO (32)	
T1 – M 1	INIC CH (2)	ESTABELEC ($\xrightarrow{-}$18)	NULO (32)	
T62_ M 3	INIC CH (2)	REC EST ($\xleftarrow{-}$19)	SUPER (37)	INICIA T 302 (36)
T2 – M 9	SUPER (3)		SUPER (37)	T 302 (36)
T17_ M 26	ENVIO1 (9)	INFO ($\xrightarrow{-}$27)	SUPER (37)	T 302 (36)
T83_ M 64	ENVIO1 (9)	LIBE COMPL ($\xleftarrow{-}$20)	NULO (32)	INTERROMPE T 302 (36)
T30_ M 129	PED DES0 (6)	($\xleftarrow{-}$20), DESCO ($\xrightarrow{-}$23)	NULO (32)	

III.4 - CONCLUSÃO

A idéia inicial para a utilização deste novo modelo surgiu devido à impossibilidade de tratarmos os temporizadores de um protocolo utilizando RP Clássica.

Como a RP, a RPMT também não consegue modelar prioridades entre sinais de um protocolo. Um modelo mais complexo resolveria tal problema, que é o caso da RPN. Este modelo por ser mais completo e por abranger as outras extensões de RP Clássica citadas no Capítulo II, foi o modelo escolhido no desenvolvimento do pacote de "software" ANPRO para análise de validação de protocolos complexos de comunicação. O modelo da RPN e seus conceitos básicos são apresentados no Cap. IV e o ANPRO é apresentado em detalhes no Cap. V.

IV - RPN: DEFINIÇÕES E CONCEITOS BÁSICOS

IV.1 - INTRODUÇÃO

A idéia da Rede de Petri Numérica - RPN (ou "Numerical Petri Net", NPN) nasceu das discussões entre P. D. Shaw e Symons [18] durante o ano de 1976 quando uma investigação estava sendo feita para explicar a parcial inabilidade da Rede de Petri (RP) em modelar a transmissão de informação numérica em um protocolo.

Segundo Symons o que motivou o desenvolvimento desse modelo a partir da RP, foi o de esperar que uma considerável proporção da teoria de RP seria também aplicável para RPN.

No nosso caso, a escolha da RPN para o modelamento e verificação de protocolos mais complexos resultou de uma sequência natural dos trabalhos em desenvolvimento [28.23,17] referentes à análise de protocolos de comunicação baseados nos seus modelos em Rede de Petri.

A necessidade de se poder descrever um protocolo o mais próximo do real e tendo-se em vista um aumento considerável nas condições que se relacionam com a habilitação e o disparo de uma barra, bem como o aumento de dados envolvidos nas trocas de sinais, fizeram com que pensássemos em utilizar um modelo com um poder descritivo maior e que conseguisse ser uma generalização dos principais modelos (Cap. II) baseados em RP. Tal modelo é o da RPN.

De uma forma mais compacta podemos visualizar a RPN como sendo:

(1) uma generalização das RP's, e

(2) uma versão compacta e eficiente de RP, mais diretamente relacionada com:

(2.1) sistemas físicos complexos (protocolos de comunicação, sistemas distribuidos); e,

(2.2) técnicas de modelamento em computador.

IV.2 - DEFINIÇÕES

Uma RPN pode ser definida pela óctupla:

RPN = (L, T, H, CD, RD, OP, P, EI), onde:

L : é o conjunto de lugares (círculos) com um número inteiro positivo de elementos;

T : é o conjunto de transições (barras) com um número inteiro positivo de elementos;

H : representa a condição de habilitação dos arcos de entrada das transições;

CD : representa as condições de disparo dos arcos de entrada das transições;

RD : representa as regras de pós-disparo das transições, definindo quais senhas serão colocadas nos respectivos lugares de saída;

OP : representa as operações ou ações realizadas pela transição, fornecendo uma visão do que ocorre no protocolo quando determinada transição dispara na RPN;

P : representa os predicados, ou seja, as condições de habilitação, além das anteriores que sejam também relevantes. Como por exemplo pode ser uma relação entre senhas ou variável que distingua duas transições aparentemente iguais (mesmos lugares de entrada e condições H).

Estas condições são colocadas entre colchetes ao lado de cada transição.

EI : é o estado inicial da RPN. É constituido por:

a.) uma marcação inicial M0 que é um conjunto finito e não vazio das condições iniciais, onde são discriminados os lugares que possuam senhas e de que tipos são tais senhas S.

b.) o conjunto dos valores iniciais das variáveis relacionadas aos predicados e operações das transições, ou seja:

EI = (M0, VI)

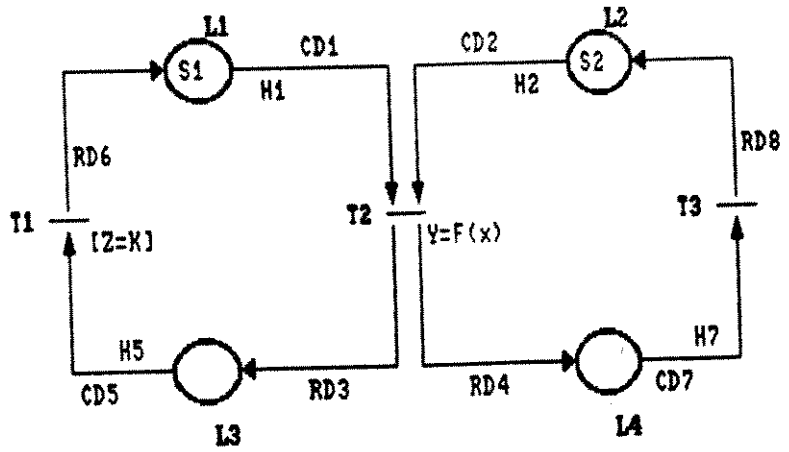
onde:

M0 = marcação inicial

VI = valores iniciais das variáveis relativas aos predicados e operações da transição

S : representa os diferentes tipos de senhas da RPN, ou seja, cada tipo de senha representa um número inteiro positivo ou um caracter ou uma palavra.

A Fig IV.1 apresenta as notações e forma gráfica a ser usada neste trabalho para apresentação da RPN.



ONDE:

○	: lugar
L1,L2,L3,L4	: nomes dos lugares
———	: transicao
Ti	: nome da transicao
⟶	: arco dirigido
S1,S2	: tipos de senhas
Hi	: condicoes de habilitacao
CDi	: condicoes de disparo
RDi	: regras de pos-disparo
Y = F(x)	: operacao da transicao T2 (acao)
[Z = K]	: condicao de habilitacao de T1(predicado)
X,Y,K,Z	: variaveis da rede

Fig. IV.1 - Exemplo de RPN

Para todo arco de entrada de uma transição existe uma condição de habilitação H referente às senhas que estão no lugar de entrada, ao qual o arco de entrada é conectado. Nesta fig.IV.1 temos as condições H1, H2, H5 e H7. Como exemplo podemos ter que para a transição T2 ficar habilitada, a condição H1 deve ser igual a S1, ou seja, é necessário que no lugar L1 exista pelo menos uma senha do tipo S1, onde S1 pode significar sinal de reconhecimento, por exemplo.

Para todo arco de entrada existe uma condição de disparo CD, a qual define quais senhas serão removidas do respectivo lugar de entrada quando a transição disparar. Neste exemplo temos as condições de disparo de entrada CD1 e CD2 da transição T2, CD5 da transição T1 e CD7 da transição T3.

Para todo arco de saída de uma transição existe uma regra de pós-disparo RD, que define quais senhas serão colocadas no respectivo lugar de saída após o disparo da transição. Nesta Fig.IV.1 temos RD3 e RD4 da transição T2, RD6 da transição T1 e RD8 da transição T3 como regras de pós-disparo.

Para toda transição pode existir uma lista de operações ou ações, OP, a qual é colocada no lado da transição como pode ser visto neste exemplo, na transição T2, onde OP é "Y = F(x)".

Além disso para toda transição pode existir condições de habilitação (além das condições H), P, que também possam ser relevantes. Tais condições P podem representar relações entre senhas, ou variáveis, por exemplo, e devem ser colocadas entre colchetes ao lado da transição correspondente, como na Fig.IV.1, onde temos [Z = K], ao lado de T1.

Quando todas as condições de habilitação (H e P) forem verificadas e as de disparo (CD) também, referentes à uma determinada transição, esta pode disparar.

Como ocorre nas RP Clássicas, nas RPN's somente uma transição dispara por vez, e quando isto ocorre segue-se um conjunto de ações que é executado na seguinte sequência:

1 - senhas (s) são removidas dos lugares de entrada de acordo com as condições de disparo (CD);

2 - o resultado da(s) operação(s) na transição é colocada na memória de dados da rede, atualizando-a, e,

3 - as senhas são colocadas nos lugares de saída de acordo com as regras de pós-disparo da transição (RD).

Observe que as senhas podem ter qualquer natureza e valor, onde as mais simples seriam os números naturais, como nas RP Clássicas.

A cada tipo de senha é relacionado um temporizador que realiza a função de controle desta. Seu principal objetivo é o de evitar e/ou localizar situações de perda de sinais, controlar o número de retransmissões de um sinal e influenciar no disparo de transições.

Objetivando a implementação em computador do analisador de protocolos modelados em RPN, o ANPRO (Cap. V), e baseados nas definições de RP Clássica (Cap. II) apresentamos a seguir as definições relevantes para RPN.

Tais definições são adaptações das definições de RP Clássica mas apresentam diferenças específicas em relação a estas.

DEFINIÇÃO 1: MATRIZ A DE INCIDÊNCIA DIRETA

A matriz A é uma matriz de 3 dimensões, onde temos nT, quantidade de transições; nL, quantidade de lugares de entrada das transições; nS, quantidade das senhas de cada tipo para os lugares de entrada; respectivamente.

Onde temos que:

i = 1, 2, ... , nT,

j = 1, 2, ... , nL,

s = 1, 2, ... , nS,

ou seja, temos a matriz $A \in Z^{*(i \times j \times s)}$

que fornece as seguintes informações:

1.a - se para todos os tipos de senha S o conteúdo da posição i,j,s for nulo, Lj não é um lugar de entrada da transição Ti.

1.b - caso contrário, o lugar Lj é um de entrada de Ti.

DEFINIÇÃO 2: MATRIZ B DE INCIDÊNCIA REVERSA

Analogamente à matriz A, a matriz B é uma matriz de 3 dimensões, onde temos nT, quantidade de transições; nL, quantidade de lugares de saída das transições; nS, quantidade das senhas de cada tipo para os lugares de saída; respectivamente.

Onde temos que:

i = 1, 2, ... , nT,

j = 1, 2, ... , nL,

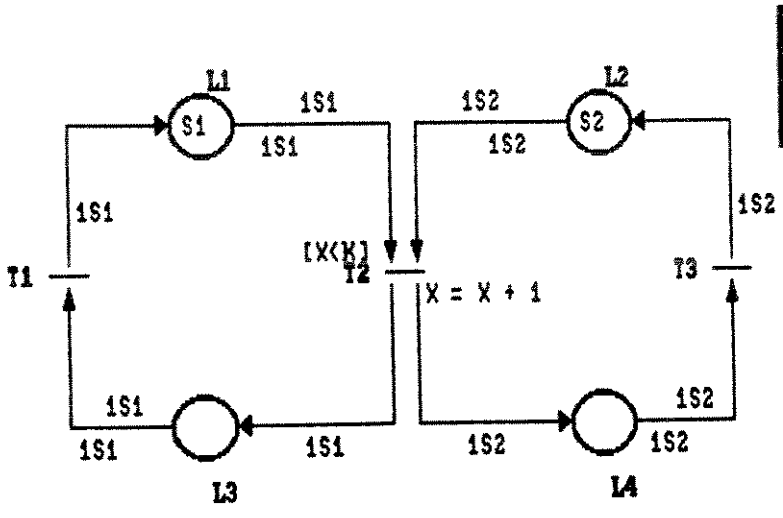
s = 1, 2, ... , nS,

ou seja, temos a matriz $B \in Z^{*(i \times j \times s)}$

que fornece as seguintes informações:

3.a - se para todos os tipos de senha S o conteúdo da posição i,j,s for nulo, Lj não é um lugar de saída da transição Ti.

3.b - caso contrário, o lugar Lj é um de saída de Ti.



$$A_{S1} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \qquad A_{S2} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

$$B_{S1} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \qquad B_{S2} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Fig.IV.2 - Exemplo de uma RPN com suas matrizes de incidência direta (A) e reversa (B), e x e k que são as variáveis da rede.

DEFINIÇÃO 3: ESTADO ATUAL DE UMA RPN

É constituido de uma marcação decorrente de M0 (como em RP Clássica) e do conjunto de valores atualizados das variáveis da memória de dados da RPN, ou seja,

E = (M,V)

onde

M = marcação decorrente de M0

V = conjunto dos valores das variáveis relativas aos predicados e operações das transições da RPN.

O estado da RPN pode ser de 2 tipos: inicial ou decorrente.

5.a - Estado Inicial - E0

É o estado a partir do qual a rede será analisada.

5.b) Estado Decorrente

É um estado qualquer da rede acessível após disparos de uma ou mais transições em uma determinada sequência, partindo de uma dado estado inicial E0.

5.c) Conjunto de Estados Decorrentes de E0

É o conjunto de todos os estados pelos quais o sistema pode passar, sempre a partir de

um estado inicial [6]. (Notação : (D(E0))

5.d) Estado Superior

Um estado E' pertencente a (D(E0)) é superior a um estado E pertencente a (D(E0)) para qualquer tipo de senha, se e somente se :

qualquer l pertencente a L, E'(lj) >= E(lj)

e existe lj pertencente a L, onde E'(lj) > E(lj);

onde l é conjunto de lugares que pertencem à rede.

(Notação : E' > E).

DEFINIÇÃO 4: SEQUÊNCIA DE DISPAROS

É a sequência de transições disparáveis, que leva a rede de um estado Ej a Ek, podendo inclusive j ser igual a k. A sequência pode ser representada por:

$$Ej \xrightarrow{ti} Ej+1 \xrightarrow{tj} Ej+2 \ldots\ldots\ldots \xrightarrow{tn} Ek$$

ti, tj...tn pertencem a T; onde T é o conjunto das transições que pertencem à rede.

Ou resumidamente por

$$Ej \xrightarrow{\sigma} Ek \qquad \text{onde } \sigma = (ti, tj \ldots tn)$$

é a sequência de disparos das transições.

DEFINIÇÃO 5: HABILITAÇÃO DE UMA TRANSIÇÃO

Uma transição ti de uma RPN é habilitada a disparar, para um dado estado, se somente se,

(1) As condições de habilitação e predicados associados à transição ti forem verdadeiras.

(2) As condições de disparo forem verdadeiras, ou seja, as quantidades de senhas necessárias ao disparo estejam nos lugares de entrada da transição.

DEFINIÇÃO 6: OCORRÊNCIA DO DISPARO DE UMA TRANSIÇÃO

a.) O disparo de uma transição ti habilitada a disparar é definido pela transformação da marcação M em uma nova marcação M' , tal que

$M'(lj,s) = M(lj,s) + Bi,j,s - Ai,j,s$;

$i = 1, 2,...,NT$, $j = 1, 2,...,NL$ e $s = 1, 2,...,NS$

b.) a memória de dados é atualizada segundo as operações associadas à transiçaõ ti.

No exemplo da Fig.IV.2, para

$$M = \begin{matrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \end{matrix}$$, onde M é uma matriz S x L e sendo V = (x = 0 , k = 2), o disparo de T2 resultará em:

$$M'(S1\ L1) = M(S1\ L1) + B_{S1}(2,1) - A_{S1}(2,1)$$

$$1 + 0 - 1 = 0$$

$$M'(S2\ L1) = M(S2\ L1) + B_{S2}(2,1) - A_{S2}(2,1)$$

$$= 0 + 0 - 0 = 0$$

$$M'(S1\ L2) = M(S1\ L2) + B_{S1}(2,2) - A_{S1}(2,2)$$

$$= 0 + 0 - 0 = 0$$

$$M'(S2\ L2) = M(S2\ L2) + B_{S2}(2,2) - A_{S2}(2,2)$$

$$= 1 + 0 - 1 = 0$$

$$M'(S1\ L3) = M(S1\ L3) + B_{S1}(2,2) - A_{S1}(2,3)$$

$$= 0 + 1 - 0 = 1$$

$$M'(S2\ L3) = M(S2\ L3) + B_{S2}(2,3) - A_{S2}(2.3)$$

$$= 0 + 0 - 0 = 0$$

$$M'(S1\ L4) = M(S1\ L4) + B_{S1}(2,4) - A_{S1}(2,4)$$

$$= 0 + 0 - 0 = 0$$

$$M'(S2\ L4) = M(S2\ L4) + B_{S2}(2,4) - A_{S2}(2,4)$$

$$= 0 + 1 - 0 = 1$$

Logo, o disparo de T2 é definido pela transformação:

T2
I ---------> E', para E(M,V) e E'(M',V') onde

$$M = \begin{matrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \end{matrix} \qquad M' = \begin{matrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{matrix}$$

V= (x = 0, k = 4) V'= (x = 1, k = 2).

DEFINIÇÃO 7: TABELA DE ESTADOS

A tabela de estados é uma tabela análoga à Tabela de Marcações da RP Clássica contendo todas as marcações decorrentes obtidas a partir da marcação inicial M0 e também para cada marcação ela fornece os valores das variáveis da memória de dados da RPN.

Estas marcações obtidas aplicando a definição 6, podem ser colocadas na forma matricial. A Fig.IV.3 mostra uma tabela de estados obtida da RPN da Fig.IV.2 com estado inicial

$$M0 = \begin{matrix} 1\ 0\ 0\ 0 \\ 0\ 1\ 0\ 0 \end{matrix} \quad \text{e } V1 = (x = 0,\ k = 2)$$

(Marcação ---> Lugar / Qtade. de cada tipo de senha S)								
M_ --->	L1/S1	L2/S1	L3/S1	L4/S1	L1/S2	L2/S2	L3/S2	L4/S2
M0 --->	1	0	0	0	0	1	0	0
M1 --->	0	0	1	0	0	0	0	1
M2 --->	1	0	0	0	0	0	0	1

(Marcação / V = (x, k)			
M_	/	X	K
M0	/	0	2
M1	/	1	2
M2	/	2	2

Fig. IV.3 - Tabela de Estados da RPN da Fig.IV.2

DEFINIÇÃO 8: GRAFO DE ESTADOS DE UMA RPN

É um gráfico que mostra todos os estados acessíveis numa RPN, a partir de um estado inicial E0. O gráfico mostra os estados representados por círculos e arcos orientados interligando-os. Cada arco é rotulado pela transição cujo disparo leva um estado a outro.

Um exemplo de grafo de estados representado graficamente é mostrado na Fig. IV.4.

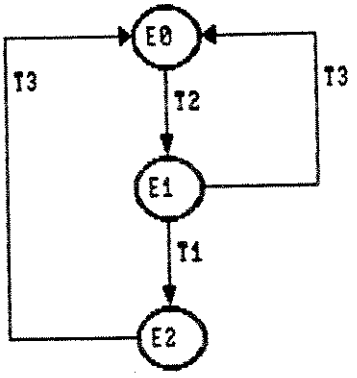


Fig. IV.4 - Grafo de Estados da RPN da Fig.IV.2

Por outro lado, em termos computacionais torna-se melhor representar o grafo de estados na forma matricial com número de linhas igual à quantidade de estados decorrentes mais um (estado inicial) e com NT colunas. A linha define o estado que a rede está no

momento e a coluna representa a transição disparada. No cruzamento destas indica o próximo estado atingido.

A Fig. IV.5 mostra o grafo de estados da Fig. IV.4 representada na forma matricial.

(Estado \Transição)

	T1	T2	T3
E0	-	1	-
E1	2	-	0
E2	-	-	0

Fig. IV.5 - Grafo de Estados da Fig. IV.4 na forma matricial

IV.3 - PROPRIEDADES DA RPN

As principais propriedades da RPN são apresentadas a seguir, baseando-nos nas propriedades da RP, pois como já foi mencionado (item IV.1) aproveitamos uma proporção considerável da teoria da RP para o modelo da RPN.

IV.3.1 - LIMITABILIDADE

Uma RPN é definida como limitada a um valor n (n inteiro) se para qualquer marcação M decorrente pertencente ao estado decorrente E da marcação inicial M0 pertencente ao estado E0, o número de cada tipo de senha S em cada lugar lj pertencente a L, j = 1,2,...,NL for sempre menor que n.

Numa RPN limitada, o número de estados é finito. Por outro lado, uma RPN não limitada possui infinitos estados, significando que o sistema físico correspondente é impossível de ser implementado, analogamente ao que ocorre quando da utilização da Rede de Petri Clássica.

IV.3.2 - VIVACIDADE

Uma RPN é dita viva para uma estado inicial E0, se para qualquer estado decorrente E existir uma sequência de disparos Z que torne disparável qualquer transição da rede.

Matematicamente,

$\forall E0 \in (D(E0))$,

$\forall t \in T$,

existe σ / $(E \xrightarrow{\sigma'} E' \quad E' \xrightarrow{t} E'')$

onde:

$\sigma = (\sigma', t)$

$E', E'' \in (D(E0))$

Um sistema físico representado por uma RPN viva é livre de impasses (deadlock). Isto é, é um sistema que não possui situações conflitantes.

IV.3.3 - REINICIABILIDADE

Uma RPN é reiniciável para um dado estado inicial E0, se para qualquer estado decorrente E pertencente a (D(E0)) existe uma sequência de disparos σ que faça a rede voltar ao estado inicial.

Matematicamente,

$$\forall E \in (D(E0)) \ , \ \exists \ \sigma \ / \ E \xrightarrow{\sigma} E0$$

Um sistema físico, representado por uma RPN reiniciável tem características de retornar ao seu estado inicial após a execução de uma ou mais tarefas. Esta, geralmente, se constitui uma condição necessaria para o bom funcionamento de vários sistemas, analogamente à RP.

IV.4 - CONCLUSÃO

Apresentamos neste capítulo as definições da RPN, sendo que procuramos aproveitar grande parte da teoria da RP Clássica, com essa finalidade adaptamos algumas definições do Cap. II e colocamos outras que complementam o conjunto das definições que definem o modelo da RPN.

No próximo capítulo apresentamos o algorítmo para a implementação do pacote para a validação de protocolos de comunicação utilizando o modelo da RPN e um exemplo analisado por este pacote.

V - ANALISADOR AUTOMÁTICO DE PROTOCOLOS DE COMUNICAÇÃO: ANPRO

V.1 - INTRODUÇÃO

Apresentamos neste capítulo o Analisador Automático de Protocolos de Comunicação modelados em Rede de Petri Numérica (RPN), o ANPRO, através de seus algorítmos e diagramas modulares que melhor o detalham.

Inicialmente devemos salientar que o programa ANPRO foi desenvolvido em linguagem PASCAL (TURBO - versão 3.0), é executado em microcomputador tipo PCaT e utiliza alocação dinâmica de memória.

O ANPRO é constituido por três sub-programas: o DESCRPN, que trata da descrição e documentação da RPN; o ANASIM, que faz a análise da rede e/ou uma simulação (iterativa com o usuário) e, o DOCRPN, que documenta os resultados obtidos pelo ANASIM.

Neste capítulo apresentamos também uma metodologia de análise para a validação de protocolos de comunicação utilizando este pacote e, escolhemos o protocolo Bit Alternante para tranferência de dados, que foi modelado em RPN, como exemplo a ser analisado pelo ANPRO.

V.2 - ALGORÍTMOS PARA TESTES DAS PROPRIEDADES DE UMA RPN

V.2.1 - LIMITABILIDADE

Em uma rede limitada o número de senhas em qualquer lugar, para qualquer estado da tabela de estados, não deve ultrapassar o valor "n" estabelecido a priori.

A técnica usada para analisar os estados neste aspecto é baseada na árvore de marcações acessíveis (reachability tree) proposta por Peterson [1].

Usando esta técnica podemos gerar para a RPN uma árvore de estados acessíveis. Nesta árvore, os estados representam os nós da árvore. Os nós são interligados por arcos orientados rotulados com a transição que levou àquele nó.

Esta técnica apresenta procedimentos para reduzir a geração do número de estados do grafo de estados para que se possa analisar as propriedades de reiniciablidade e vivacidade.

Antes de apresentarmos um algoritmo para a geração da árvore de estados, é conveniente apresentarmos algumas definições:

1.) Nó interior é um nó da árvore a ser analisado. O grafo de estados será constituido por todos os nós interiores da árvore.

2.) Nó fronteira : é cada novo nó gerado a partir de um nó interior pelo disparo de uma transição.

3.) Nó terminal : é um nó interior onde nenhuma transição é habilitada, este nó representa um estado morto.

4.) Nó duplicado : é um nó que já existe na rede e portanto seus sucessores não precisam ser analisados.

Obs.: Dizemos que um estado Ei é igual a outro estado Ej (nó igual) quando suas marcações são iguais (ou seja, as quantidades dos diferentes tipos de senhas nos respectivos lugares são iguais) e quando as transições habilitadas a disparar a partir do estado Ei são as mesmas que as do estado Ej.

5.) Nó superior é um nó que representa um estado superior (Cap.IV, definição 3.d). Quando este tipo de nó aparece significa que a rede é não limitada, ou seja, existe um número infinito de estados a partir deste estado.

Para limitar o número de estados, uma alternativa é usar um símbolo especial, W ,que representará este número infinito de estados. Este símbolo especial, W , será colocado em todos os lugares para os quais os números de senhas cresçam indefinidamente, considerando cada tipo de senha.

Este símbolo W é suficientemente grande, e para qualquer constante a, pode-se considerar :

$$w + a = w$$

$$w - a = w$$

$$a < w$$

$$w \leq w$$

Estas são as operações necessárias para a construção da árvore no caso da rede ser ilimitada.

Uma outra definição necessária é a de ramo ascendente. O ramo ascendente de um estado Ei é o conjunto de todos os estados da árvore, que a partir de uma sequência de disparo conduz a Ei.

Por exemplo o ramo ascendente do estado E2 do grafo de estados da Fig. IV.4 é (E1,E0).

V.2.1.1 - ALGORITMO DE GERAÇÃO DA ÁRVORE DE ESTADOS ACESSÍVEIS

O algoritmo é iniciado com um nó interior (estado inicial E0) que é a raiz da árvore.

Seja X um nó interior a ser analisado.

1. Se nenhuma transição é habilitada no estado Ex, então X é um nó terminal.

2. Para toda transição t ∈ T que é disparável em Ex é criado um nó fronteira Z na árvore de estados acessíveis, considerando também as seguintes condições:

(a) Se Ex(li) = w, então Ez(li) = w (considerando-se cada tipo de senha em li).

(b) Se existe um nó Y que pertence ao ramo ascendente de Z e Ez > Ey, então para os lugares i onde Ez(li) > Ey(li), faz-se Ez(li) = w.

3. Para cada nó fronteira Z criado é verificado se existe outro nó Y na árvore com o mesmo estado, isto é, se Ez = Ey, então o nó Z é um nó duplicado e portanto o seu estado correspondente já consta do grafo de estados. Caso contrário o nó fronteira Z passa a ser um novo nó interior X, e, que ainda deve ser analisado pelo algoritmo.

Quando todos os nós interiores tiverem sido analisados o algoritmo chega ao seu final.

O fluxograma do algoritmo implementado é mostrado na Fig.V.1. Este fluxograma permite além da verificação da propriedade de limitabilidade, a construção simultânea da tabela e do grafo de estados em RPN.

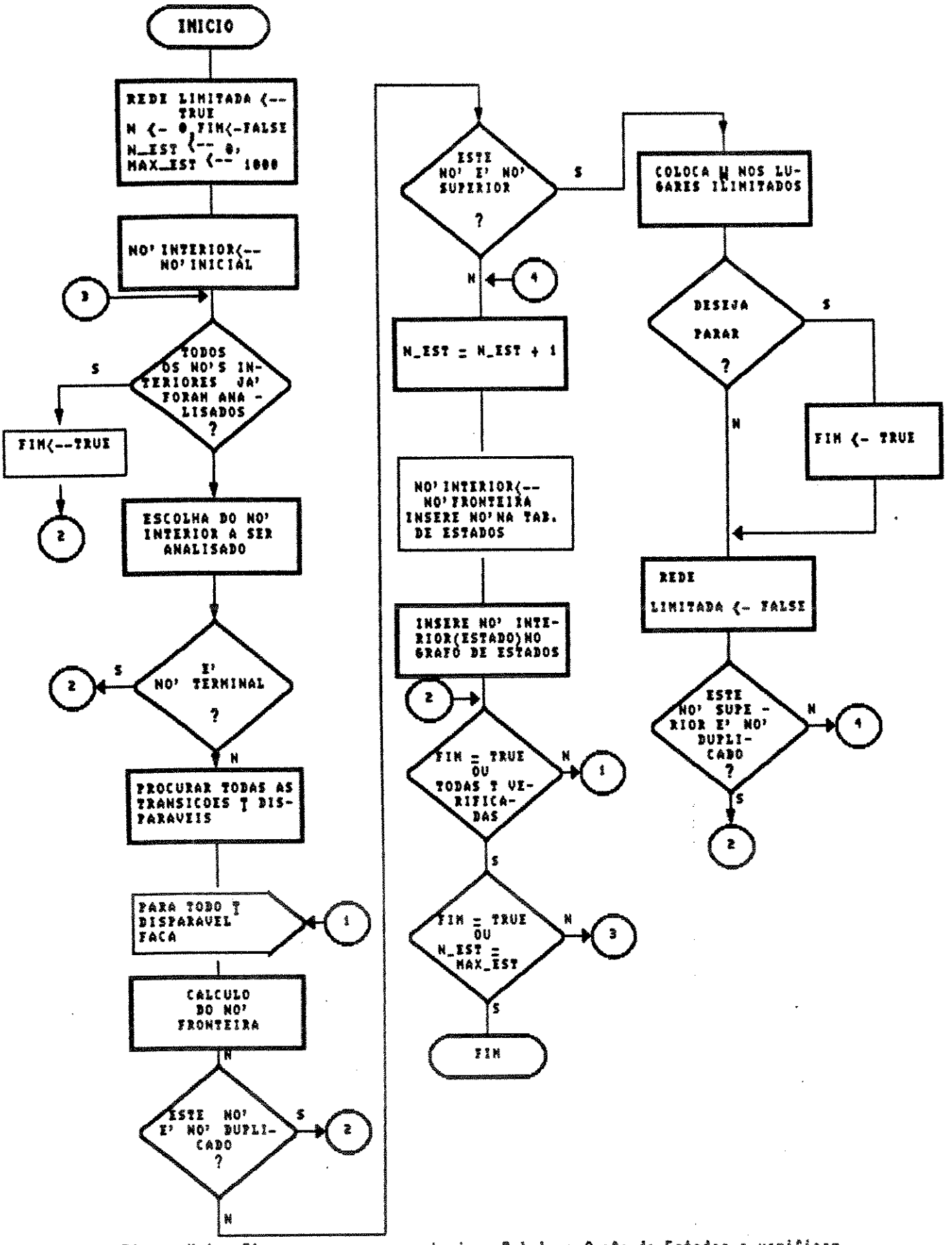


Figura V.1 - Fluxograma para construir a Tabela e Grafo de Estados e verificar a propriedade de Limitabilidade da RPN

V.2.2 - REINICIABILIDADE

Uma RPN limitada é reiniciável a partir de um estado inicial E0, se somente se qualquer que seja o estado Ei pertencente a (D(E0)), existir uma sequência de disparo de transições, a partir de Ei, tal que faça a rede voltar ao estado inicial.

Um método para verificar esta propriedade é implementado com o auxílio do grafo de estados.

O método consiste em encontrar todos os estados que a partir de uma sequência de disparo conduz a E0.

Para isso, verifica-se no grafo de estados, todos os estados Ei que com um disparo de transição conduzem a E0, depois todos os Ej que com um disparo de transição conduzem aos Ei e assim sucessivamente até que se tenha verificado todos os estados do grafo.

Utilizando esse procedimento, pode-se verificar a propriedade de reiniciabilidade da rede. Por exemplo a RPN da Fig. IV.2 é reiniciável pois conforme a Fig. IV.4, E1 e E2 sempre retornam ao estado inicial E0.

A Fig.V.2 mostra o fluxograma do algoritmo para a verificação dessa propriedade em RPN utilizando o grafo de estados.

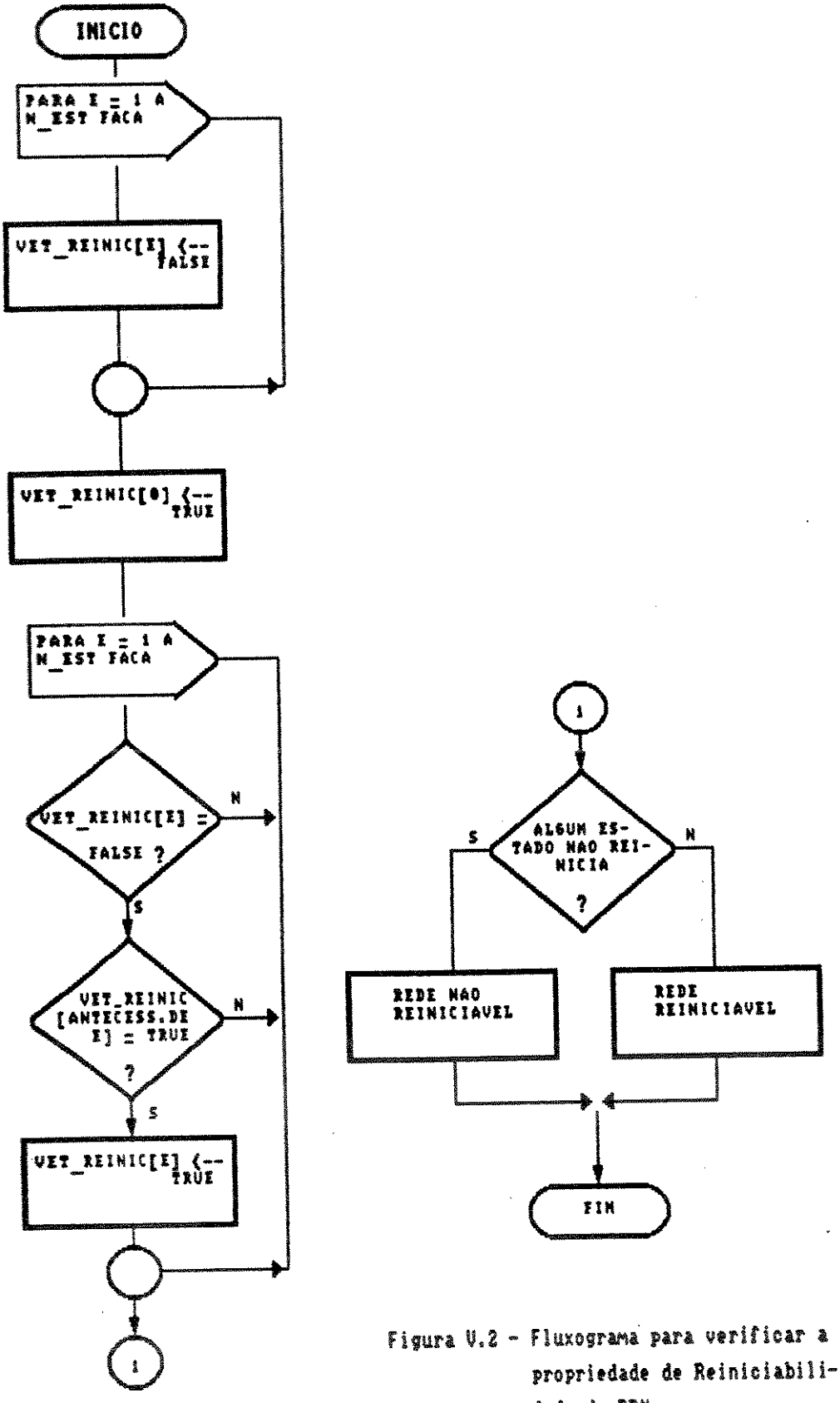


Figura V.2 - Fluxograma para verificar a propriedade de Reiniciabilidade da RPN

V.2.3 - VIVACIDADE

Para a verificação dessa propriedade, as RPN's são divididas em dois casos : redes reiniciáveis e não reiniciáveis.

a) RPN reiniciável

Quando a RPN for reiniciável e todas as transições forem disparáveis, a partir de qualquer estado (conforme item IV.3.2), a rede é viva. Isso pode ser verificado com o auxílio do grafo de estados. Tomemos como exemplo a RPN da Fig.IV.2.

No item anterior verificou-se que esta rede é reiniciável para o dado estado inicial E0, portanto a partir de qualquer estado Ei ∈ (D(E0)), existe uma sequência de disparo que conduz a qualquer Ej ∈ (D(E0)).

Assim sendo, para verificar a propriedade de vivacidade desta rede, basta verificar se todas as transições pertencentes a RPN são disparáveis.

O conjunto de todas as transições da Fig.IV.4 é (t1, t2, t3).

Na Fig.IV.5 pode-se verificar que no estado E0, a transição t2 dispara e atinge-se E1, e no estado E1 as transições t1 e t3 disparam e atingem-se E2 e E0, respectivamente.

Repetindo-se este procedimento, pode-se encontrar o conjunto de transições que são disparáveis pelo menos uma vez em qualquer Ei ∈ (D(E0)). No exemplo da Fig.IV.2, verifica-se que todas as transições que pertencem à RPN disparam pelo menos uma vez, portanto esta rede é viva.

b) RPN não reiniciável

Para a análise das RPN's não reiniciáveis vamos apresentar duas definições e um teorema que foram mostrados em [3] serem válidos para RP Clássica. Esses conceitos também são válidos para as RPN's a menos de pequenas modificações que não alteram suas essências.

Definição 1 : Máquina de senhas fortemente conexa.

Uma máquina de senhas de uma RP com marcação inicial M0 é chamada fortemente conexo se existir, para duas marcações quaisquer i e j consideradas nessa ordem, uma sequência de disparo com início em i e com término em j.

Uma RP com uma máquina de senhas fortemente conexa satisfaz a condição de reiniciabilidade para esta rede.

Para as RP's não reiniciáveis, devemos subdividir a máquina de senhas em duas ou mais submáquinas fortemente conexas. Estas submáquinas fortemente conexas serão chamadas de componentes fortemente conexas (CFC).

Para se obter a componente fortemente conexa a qual pertence a marcação Mi é feita a interseção do conjunto de sucessoras e antecessoras da marcação Mi.

Definição 2 : Uma componente fortemente conexa é isolada (CFCI) se para toda a marcação que pertence a esta componente, o conjunto de sucessoras está incluido no conjunto de antecessoras.

Teorema 1 : Uma RP com uma marcação inicial M0 é viva se e somente se cada transição da rede é ao menos uma vez disparada

a partir das marcações de cada uma das CFCI's da máquina de senhas.

Para RPN's as definições e o teorema acima continuam válidos bastando trocar as expressões "marcações" e "máquina de senhas" pelos conceitos equivalentes em RPN que são "estados" e "grafo de estados", respectivamente.

Com base nas considerações sobre os casos (a) e (b) acima, a Fig.V.3 mostra o fluxograma do algoritmo implementado para verificar a propriedade de vivacidade em RPN.

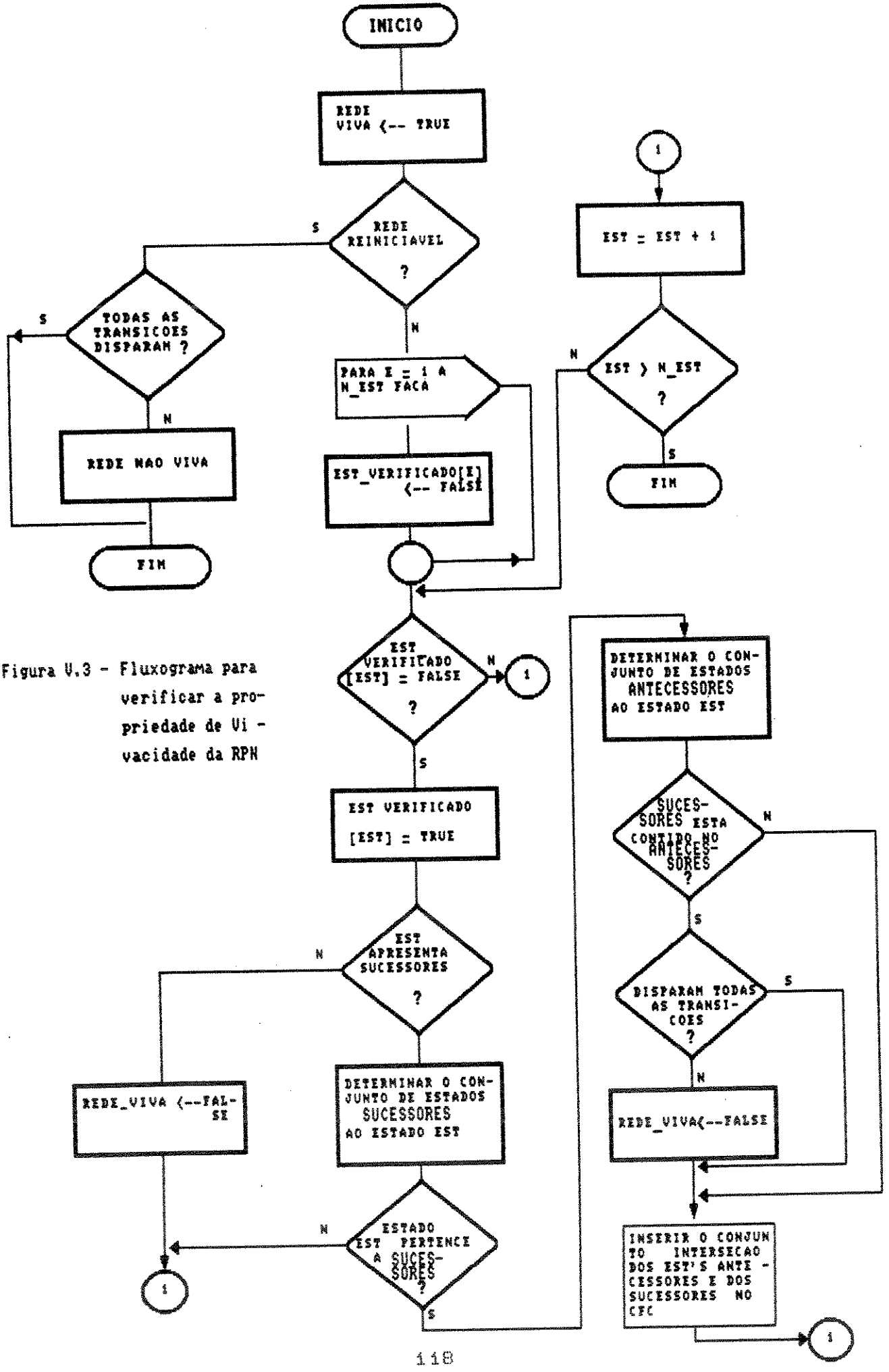


Figura V.3 - Fluxograma para verificar a propriedade de Vivacidade da RPN

V.3 - ESTRUTURA DO ANPRO

V.3.1 - CONCEPÇÃO

O ANPRO é um "software" para auxiliar na validação e simulação de protocolos de comunicação. Para isso, além de permitir uma simulação passo a passo do protocolo ou partes do protocolo, ele também analisa as propriedades específicas da RPN correspondente ao protocolo e fornece algumas informações (diagnósticos) para a análise.

O ANPRO aceita como dados de entrada, o protocolo modelado em RPN. Como dados de saída, ele fornece os resultados de simunlação e da análise das propriedades da RPN, o grafo de estados, a tabela de estados e informações adicionais para auxiliar na análise da rede como as componentes fortemente conexas e classes antecessoras a um dado estado.

Este pacote apresenta um menu principal composto por 3 subprogramas e, estes geram os submenus de opções.

Os três subprogramas que formam o ANPRO, conforme a Fig. V.4, são ligados entre si através de arquivos de interface que são gerados por cada um deles e para os quais o usuário define os nomes.

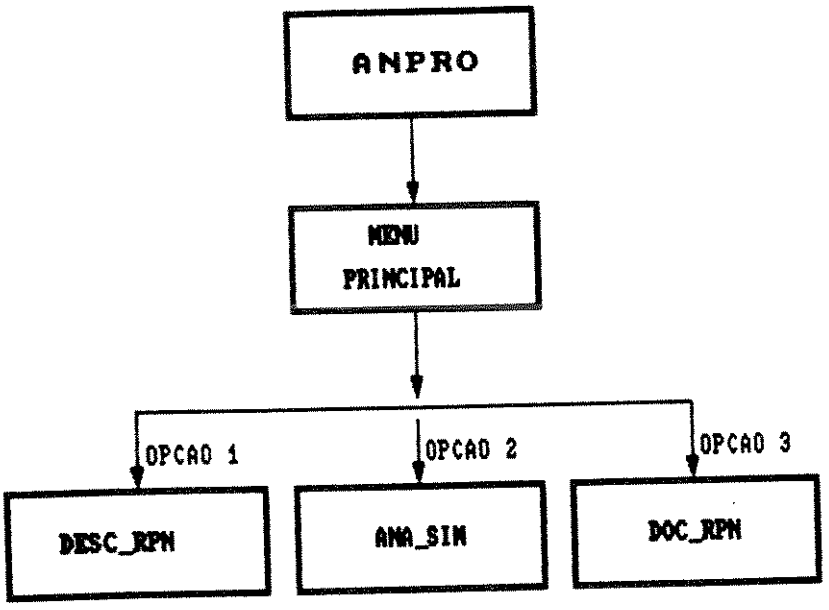


FIGURA V.4 - DIAGRAMA MODULAR DO PROGRAMA PRINCIPAL - ANPRO

A seguir apresentamos cada sub-programa.

V.3.2 - SUBPROGRAMA DESCRPN

O sub-programa DESCRPN através de um modo interativo com o usuário fornece as opções de descrição, alteração e documentação da RPN.

O diagrama modular da Fig. V.5 mostra os menus que compõem o subprograma DESCRPN, detalhando cada opção deste.

Podem ocorrer casos onde há apenas a utilização de um só tipo de senha, principalmente em protocolos menos complexos, para tais casos é possível ao usuário optar, se desejar, por apenas um tipo de senha (valor default). Caso contrário pode

optar por no máximo cinco tipos de senhas, um número razoável diante dos protocolos que já verificamos, mas que pode ser aumentado sem nenhuma dificuldade. Em seguida, o usuário deverá digitar o número da transição e seus dados de entrada, que são as condições de disparo (CD) e os predicados (P). A seguir, deverá digitar os dados de saída da transição, que são as regras de pós-disparo (RD) e as operações(OP). Após as definições de todas as transições, o usuário poderá ainda, optar pela atribuição de nomes aos lugares, às transições, às senhas e para fins de documentação ele poderá relacionar as operações que são realizadas após o disparo das transições com relação ao protocolo.

.PREDICADOS

No caso dos predicados associados às transições da RPN para fins de análise, consideramos os seguintes tipos (a definição de outros tipos é análoga e perfeitamente viável):

(1) Xi + Yi <= Ki , soma de duas variáveis inteiras, Xi e Yi, comparadas com o valor de variável inteira Ki, onde i ∈ [1,5]. As variáveis Xi, Yi, Ki têm seus valores guardados na memória de dados (MD) da RPN. O caso mais comum é:

Xi + 1 <= Ki, incremento de um número inteiro de uma unidade e de sua comparação com o valor de Ki,

o que pode por exemplo implicar numa limitação do número de disparos de uma transição.

(2) Xi - Yi)= Ki, diferença de duas variáveis inteiras, Xi e Yi, comparadas com o valor de variável inteira, Ki. O caso mais comum é:

Xi - 1)= Ki, ou seja, decrementar um número inteiro de uma unidade e comparar com Ki.

(3) Xi = 0, predicado que verifica se o valor da variável Xi é 'zero'.

(4) Xi = 1, predicado que verifica se o valor da variável Xi é 'um'.

(5) Xi) 0, predicado que verifica se o valor da variável Xi é maior que 'zero'.

(6) Xi) Ki, predicado que verifica se o valor da variável Xi é maior que o da variável Ki.

(7) Ti = 0, predicado que verifica se o temporizador Ti, onde i € [1,5],

Ti está desativado (OFF).

Obs.: Os temporizadores associados à RPN por default iniciam com valor zero (desativados) e, por opção do usuário poderão não ser utilizados.

(8) Ti = 1, predicado que verifica se o temporizador Ti está ativado (ON).

.OPERAÇÕES

No caso das operações (OP) das transições da RPN colocamos seis opções ao usuário (a definição de outras operações é análoga e perfeitamente viável):

(1) Xi + Yi, soma de duas variáveis inteiras, Xi e Yi. O caso mais comum é:
Xi + 1 , ou seja, incrementar um número inteiro de uma unidade.

(2) Xi - Yi, diferença de duas variáveis inteiras, Xi e Yi. O caso mais comum é:
Xi - 1 , ou seja, decrementar um número inteiro de uma unidade.

(3) Xi = 0, atribuição do valor 'zero' à variável Xi.

(4) Xi = 1, atribuição do valor 'um' à variável Xi.

(5) Ti = 1, significa a inicialização do

temporizador Ti.

(6) Ti = 0, significa a interrupção ou vencimento do temporizador Ti.

.ALTERAÇÕES

Após a descrição da RPN, pode-se realizar várias alterações, bastando para isso, escolher a opção "Alteração" (Fig. V.5).

.DOCUMENTAÇÃO

Finalmente, após a RPN ser descrita (e/ou alterada) deve-se armazená-la num arquivo através da opção "Documentação" (Fig.V.5) para o seu interfaceamento com o ANASIM.

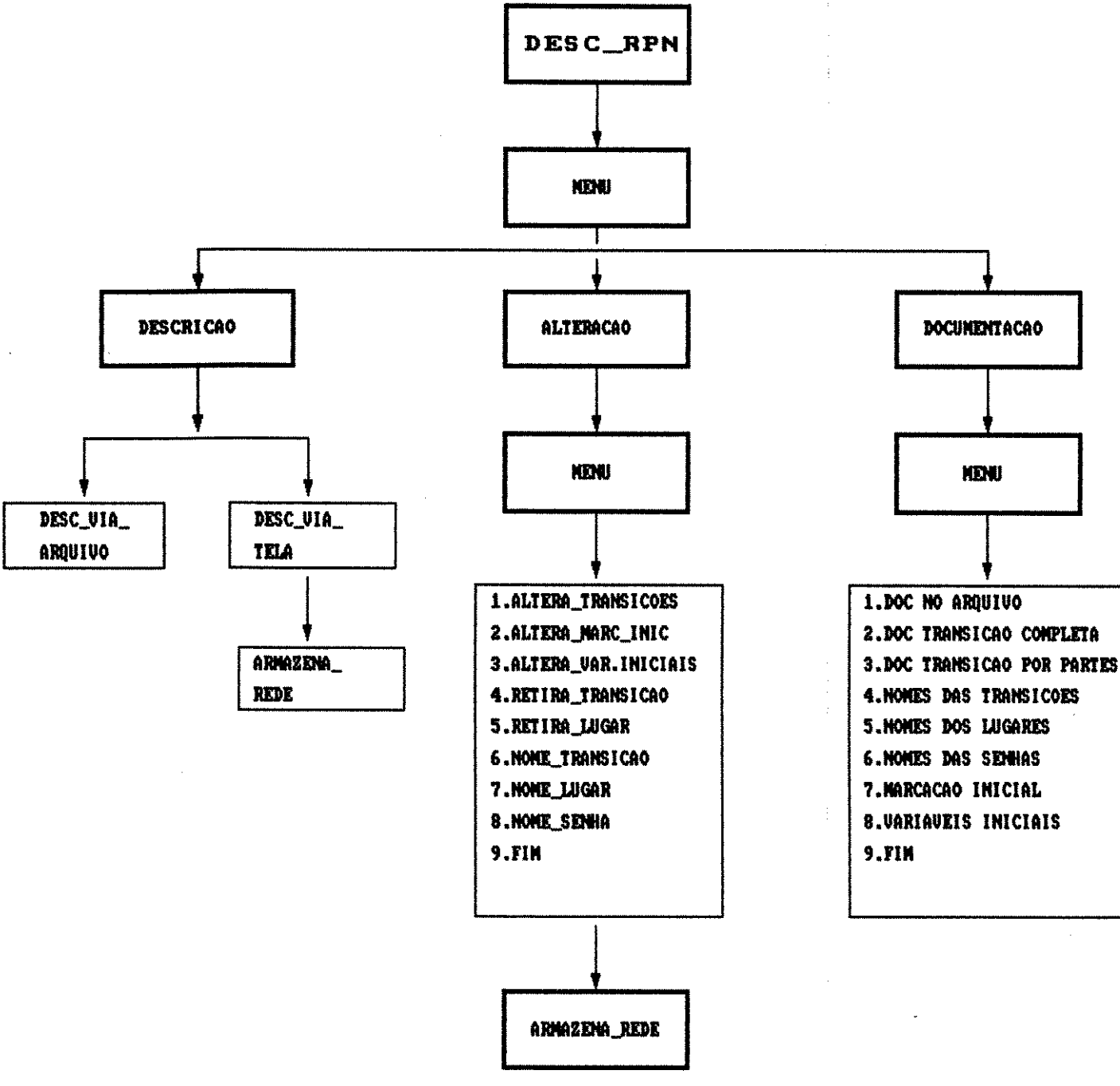


FIGURA V.5 - DIAGRAMA MODULAR DA OPCAO 1 DO PROGRAMA PRINCIPAL

V.3.3 - SUBPROGRAMA ANASIM

O subprograma ANASIM pode ser definido, em termos de análise de protocolos, como sendo o principal constituinte do ANPRO. Ele realiza a análise da rede e/ou simulação do protocolo (ou parte do protocolo), considerando suas propriedades e fornecendo dados úteis a possíveis verificações ou correções do protocolo analisado, que são documentados posteriormente pelo DOCRPN.

Este subprograma permite montar a tabela de estados, que é composta pela tabela de marcações e pela memória de dados da rede; o grafo de estados e a tabela das componentes fortemente conexa , permite verificar as propriedades da RPN e permite ao usuário realizar uma simulação do protocolo modelado em RPN escolhendo a sequência de disparo das transições que desejar.

Ao iniciar a análise, o usuário deve fornecer o nome do arquivo onde está a descrição da rede criado pelo subprograma DESCRPN.

Em seguida deve digitar o número máximo de estados para análise.

Ao verificar a ocorrência do primeiro estado superior (rede não limitada) a execução do programa é interrompida e o usuário deve optar por sua continuação ou interrupção. Em ambos os casos o usuário é avisado que não serão verificadas as propriedades de vivacidade e reiniciabilidade pois a tabela e o grafo de estados estarão incompletos.

Após a montagem completa da tabela e do grafo de

estados, o programa passa a verificar as propriedades de reiniciabilidade e vivacidade seguindo os algoritmos apresentados nos itens V.2.2 e V.2.3.

Em seguida é pedido o nome do arquivo para armazenar o resultado da análise que poderá ser documentada pelo DOCRPN.

Se o usuário desejar realizar uma simulação do protocolo deverá fornecer o nome do arquivo onde se encontra a descrição da RPN criado pelo DESCRPN.

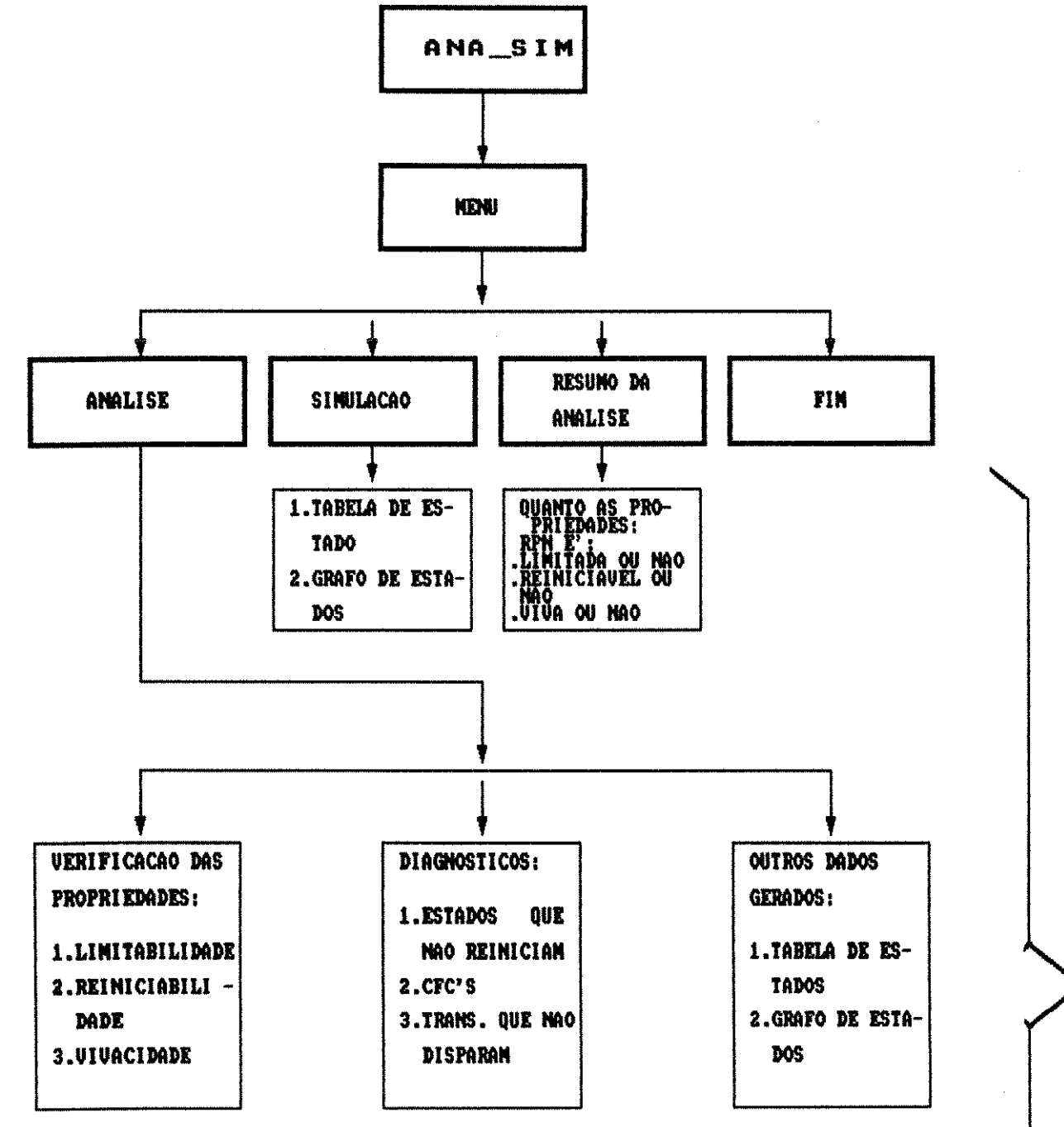
A seguir é mostrado ao usuário no terminal de vídeo as transições que podem disparar no estado inicial e, então ele deve digitar o número da transição escolhida para disparar, gerando um novo estado e outras opções de transições que podem disparar.

Esse procedimento deve ser repetido até que o usuário decida pela sua interrupção ou até que o número máximo de estados seja atingido. É conveniente salientar que os dados para a simulação podem ser fornecidos via arquivo apropriado.

Em seguida é pedido o nome do arquivo para armazenar a simulação que poderá ser documentada pelo DOCRPN.

A simulação fornece ao usuário a tabela e grafo de estados correspondente às suas opções de disparo das transições da rede.

A Fig.V.6 mostra o diagrama modular do subprograma ANASIM.



(*)OBS.:ESSES DADOS SERAO ARMAZENADOS E PODERAO SER VERIFICADOS ATRAVES DO PROGRAMA DOC_RPN.

FIGURA V.6 - DIAGRAMA MODULAR DA OPCAO 2 DO PROGRAMA PRINCIPAL

V.3.4 - SUBPROGRAMA DOCRPN

Este subprograma permite realizar a documentação dos resultados da análise e/ou simulação da RPN. Ao iniciar a documentação, o usuário deve fornecer o nome do arquivo onde está o resultado da análise e/ou simulação da RPN.

Este subprograma foi estruturado conforme a Fig.V.7. Esta figura é bem detalhada, fazendo com que seja bem simples verificar as opções de que o usuário dispõe.

Sendo assim, passamos agora, para a utlização deste pacote na análise de validação de um exemplo de protocolo de comunicação.

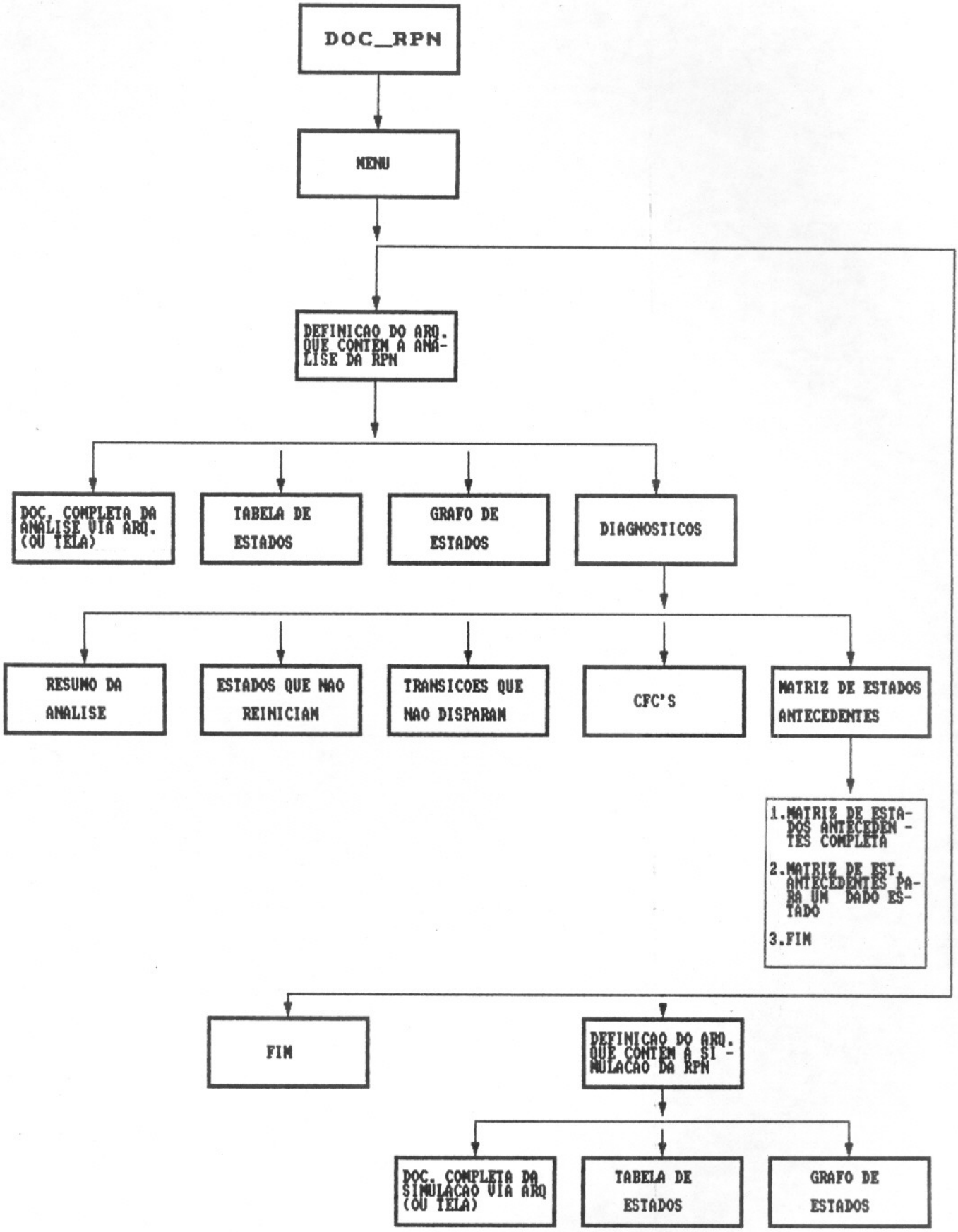


FIGURA V.7 - DIAGRAMA MODULAR DA OPCAO 3 DO PROGRAMA PRINCIPAL

V.4 - METODOLOGIA DE ANÁLISE PARA VALIDAÇÃO DE PROTOCOLOS DE COMUNICAÇÃO UTILIZANDO O ANPRO

A metodologia de análise para a validação de protocolos usando o ANPRO consiste das seguintes etapas:

a) Converte-se o protocolo de uma especificação em linguaguem natural para o modelo da RPN. Se o protocolo estiver especificado em uma linguaguem formal de projeto (diagrama de estados, SDL : Functional Specification and Description Language - CCITT [26], etc...) converte-se o protocolo para o modelo da RPN equivalente. Tal conversão deve garantir a manutenção da integridade do protocolo.

b) Através do ANPRO, verificamos as propriedades específicas da RPN (limitabilidade, reiniciabilidade, vivacidade)

c) A não verificação (imperfeição) de uma de suas propriedades pode ser indicativo da existência de erros na especificação do protocolo ou de um modelamento em RPN não satisfatório.

A análise de um mau dimensionamento da RPN equivalente e\ou de falhas de projeto do protocolo podem em muito ser enriquecidas por diagnósticos mais detalhados, que o ANPRO pode fornecer sobre as imperfeições da rede. Feitas as modificações necessárias volta-se a etapa anterior e assim até a correção total das eventuais falhas do protocolo.

V.4.1 - UTILIZAÇÃO E INTERPRETAÇÃO DOS DIAGNÓSTICOS FORNECIDOS PELO ANPRO

Através dos diagnósticos fornecidos pelo subprograma DOC_RPN (Fig. V.7), passamos a interpretá-los e analisá-los. Sendo assim colocamos a seguir os diagnósticos possíveis e suas interpretações:

A) **A rede é não limitada** : isto significa que existe no mínimo um estado superior a um outro em um de seus ramos ascendentes.

Assim existe uma seqüência de ações (seqüência de disparo), que repetida faz com que o sistema não consiga processar todas as informações no tempo definido.

B) **A rede é não reiniciável** , então 2 casos podem se apresentar :

1) A rede está com impasse (do inglês "deadlock"), ou seja existe no mínimo uma estado morto na rede, fazendo com que nenhuma evolução na rede seja possível a partir deste estado.

2) Existe mais de uma componente fortemente conexa no grafo de estados e no mínimo uma delas é uma componente fortemente conexa isolada (CFCI).

Neste caso o sistema pode cair num loop improdutivo de forma que, embora a cada instante exista algum processamento sendo feito, o sistema não atinge o seu objetivo final.

C)**A rede é não viva**, então 2 casos podem se apresentar :

1) Pelo menos uma transição nunca é disparada, ou seja algum evento do sistema jamais ocorrerá pois as condições para tal nunca estarão satisfeitas.

2) Existe mais de uma componente fortemente conexa no grafo de estados e no mínimo uma delas é uma CFCI para a qual nem todas as transições disparam. Neste caso o sistema pode cair num loop onde algumas ações da rede não serão executadas.

Em ambos os casos acima, indicações das eventuais imperfeições podem ser fornecidas pelo ANPRO: lugares não limitados, transições não disparáveis, estados não reiniciáveis e as CFCI existentes.

Afim de auxiliar o usuário na análise das causas dos diversos mau funcionamentos (que pode ser devido a erro de concepção ou erros introduzidos na fase de modelamento da rede); a opção **matriz de estados antecedentes para um dado estado** do subprograma DOC_RPN fornece para um dado estado o seu ramo ascendente que inclui os estados antecessores e a seqüência de disparo.

Fornecendo o estado que apresenta o problema (estado superior, estado não reiniciável, etc....) obtemos os possíveis caminhos que a partir de E0 conduz a tal situação. Analisando estes caminhos, de uma maneira semelhante àquela feita para a RPMT do Cap. III, podemos propor as correções devidas.

Assim com essas opções e mais algum conhecimento sobre o protocolo em estudo consegue-se aplicar a metodologia de análise para a sua validação.

V.5 - EXEMPLO: Protocolo de Tranferência de Dados:- BIT ALTERNANTE

Como exemplo de protocolo para modelamento pela RPN e análise pelo ANPRO escolhemos o protocolo de Transferência de Dados Bit Alternante [32].

Este protocolo consiste basicamente de duas partes: um transmissor (conectado via meio de transmissão ao receptor) e um receptor.

V.5.1 - Descrição do Protocolo de Bit Alternante

O protocolo de bit alternante é provido de dois caminhos (direções) de transferência de dados e é do tipo envia - recebe . Antes de emitir uma nova mensagem, o processo emissor espera a chegada do reconhecimento da mensagem que foi enviada, ou seja, o protocolo fornece um serviço de transferência de quadro simples (mensagem), onde o usuário deve esperar por um reconhecimento antes de enviar as próximas mensagens. A perda de uma mensagem é corrigida através de retransmissões.

Para se garantir que as duplicatas possam ser reconhecidas pelo receptor, as mensagens são numeradas a priori pelo transmissor, com número de seqüência módulo 2 e para todas mensagens (mens) recebidas pelo receptor um reconhecimento (rec_mens) é enviado com o número da seqüência da mensagem recebida. Assim são enviadas alternadamente mensagens com o número da seqüência igual a 1, mensagem do tipo1, ou a 0,

mensagem do tipo2. Para ser enviada uma após outra o transmissor espera o reconhecimento do envio da mensagem do tipo1 ou do tipo 2, no caso da última mensagem ter sido do tipo1 ou do tipo2, respectivamente.

V.5.2 - RPN do Protocolo de Bit Alternante

Os dois caminhos (direções) de informação do protocolo são independentes. Consideraremos somente um caminho de transferência de dados, entre o transmissor e o receptor, pois o caminho oposto teria uma RPN semelhante. Estudar o comportamento de uma delas é suficiente para uma análise de validação do protocolo. A Fig. V.8 mostra o protocolo de bit alternante modelado em RPN.

O lado esquerdo desta figura com um lugar e sete transições representa o transmissor. O meio de transmissão (ou interface) é representado por dois lugares (L2 e L3) e quatro transições, no centro desta figura. O lado direito com um lugar e sete transições representa o receptor.

As tabelas V.1, V.2, V.3 e V.4, apresentam maiores detalhes sobre a RPN, com relação às transições, aos predicados e operações, aos tipos de senhas, e, aos lugares, respectivamente.

Baseados nestas tabelas e no texto sobre o protocolo de Bit alternante, passemos, então, à descrição da RPN da Fig. V.8.

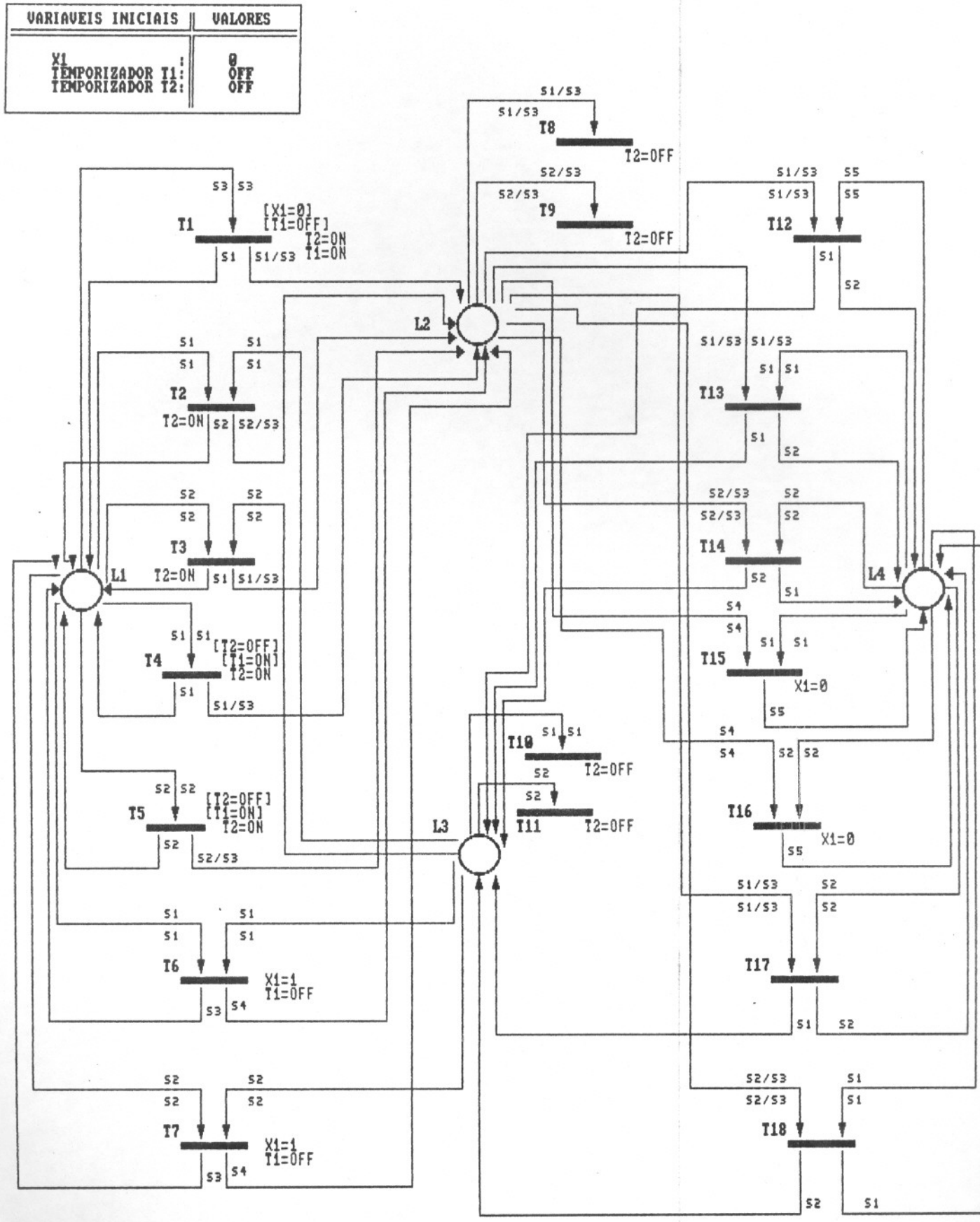


Figura V.8 - Protocolo de Bit Alternante modelado em RPN

NOME		SIGNIFICADO
	T1	Envia 1a. mensagem (ENV_MENS)
	T2	Recebimento de OK1(REC_OK1)
	T3	Recebimento de OK2(REC_OK2)
T	T4	Retransmissão 1 (Retrans1)
R	T5	Retransmissão 2 (Retrans2)
A	T6	Fim de transmissão após recebimen-
N		to de OK1 (FIM1)
S	T7	Fim de transmissão após recebimen-
I		to de OK2 (FIM2)
Ç	T8	Perda de mensagem1 (PERD_MENS1)
Õ	T9	Perda de mensagem2 (PERD_MENS2)
E	T10	Perda de reconhec.1 (PERD_REC1)
S	T11	Perda de reconhec.2 (PERD_REC2)
	T12	1a. mensagem reconhecida (REC1)
	T13	Envio de OK1 (ENV_OK1)
	T14	Envio de OK2 (ENV_OK2)
	T15	Recebe FIM2 (REC_FIM2)
	T16	Recebe FIM1 (REC_FIM1)
	T17	Deteção de mensagem repetida 1 (REP1)
	T18	Deteção de mensagem repetida 2 (REP2)

Tabela V.1 - Transições da RPN da Fig. V.8

TRANSIÇÃO	PREDICADOS (P)	OPERAÇÕES (OP)
T1	X1=0 / T1=OFF	T2=ON / T1=ON
T2		T2=ON
T3		T2=ON
T4	T2=OFF / T1=ON	T2=ON
T5	T2=OFF / T1=ON	T2=ON
T6		X1=1 / T1=OFF
T7		X1=1 / T1=OFF
T8		T2=OFF
T9		T2=OFF
T10		T2=OFF
T11		T2=OFF
T12		
T13		
T14		
T15		X1=0
T16		X1=0
T17		
T18		

Tabela V.2 - Predicados e operações das transições da RPN da Fig. V.8

NOME		SIGNIFICADO
S E N H A S	S1 S2 S3 S4 S5	BIT 1 BIT 0 MENSAGEM (QUADRO SIMPLES) FIM DE TRANSMISSÃO ESPERA DA 1a. MENSAGEM (sinal de sincronismo)

Tabela V.3 - Tipos de senhas da RPN da Fig. V.8

NOME		SIGNIFICADO
	L1	Transmissor Livre
	L2	Meio (ou interface) entre
L		Transm./Recep.(para envio
U		de mensagem pelo transm.)
G	L3	Meio (ou interace) entre
A		Recep./Transm.(para envio
R		de reconhecimento pelo
E		receptor
S	L4	Receptor Livre

Tabela V.4 - Lugares da RPN da Fig. V.8

O transmissor pode executar as seguintes ações:

- início de transmissão (transição T1);
- recebimento de OK1 e envio de mensagem do tipo2 (transição T2);
- recebimento de OK2 e envio de mensagem do tipo1 (transição T3);
- retransmissão (transições T4 e T5);
- envio de fim de transmissão após recebimento de OK1 (transição T6);
- envio de fim de transmissão após recebimento de OK2 (transição T7).

O meio de transmissão apresenta duas ações: perda de mensagem e perda de reconhecimento; considerando tanto mensagem do tipo1 como do tipo2. Nesta rede, tais perdas são representadas por transições que não têm lugares de saída. Essas ações são representadas pelas transições T8 (PERD_MENS1), T9 (PERD_MENS2), T10 (PERD_REC1) e T11 (PERD_REC2), respectivamente.

O receptor pode executar as seguintes ações:

- sincronização do receptor com o transmissor no início de uma transmissão (transição T12);
- envio de OK1 e OK2 (transições T13 e T14, respectivamente);
- sinalização de final de transmissão (transições T15 e T16);
- deteção de mensagens repetidas do tipo1 e do tipo2 (transições T17 e T18, respectivamente).

Se o transmissor tiver no lugar L1 uma senha S1 (bit 1) [ou S2 - bit 0], a mensagem a ser enviada será do tipo1 [ou do tipo2]. Se o receptor (lugar L4) contiver uma senha S1 [ou S2] indica que ele espera que a próxima mensagem seja do tipo1 [ou do tipo2].

A senha S4 foi utilizada para representar o final de transmissão. Utilizamos também a senha S5 para o sincronismo do receptor com o transmissor no início de uma transmissão, para que o início da troca de dados fosse bem caracterizado.

V.5.3 - Análise do exemplo utilizando o ANPRO

Utilizando o ANPRO para a análise do protocolo de Bit Alternante modelado em RPN como mostra a Fig. V.8, obtivemos como era esperado, que a rede é limitada, reiniciável e viva, logo esta versão do protocolo não apresenta imperfeições. As listagens que apresentam a descrição da rede pelo sub_programa DESC_RPN e os resultados da análise das propriedades da RPN equivalente, documentados pelo sub_programa DOC_RPN estão no Apêndice 3. Ao final dos resultados da análise colocamos a representação gráfica do grafo de estados gerado. O grafo de estados apresenta todas as sequências de disparo admissíveis para esta rede. Portanto verificamos que todas as ações deste protocolo são realizadas satisfatoriamente.

No Apêndice 4 apresentamos os resultados de duas simulações deste exemplo referentes a duas sequências diferentes quanto ao disparo de transições.

V.6 - Conclusão

Apresentamos o ANPRO neste capítulo, introduzindo também uma metodologia de análise e validação de protocolos de comunicação modelados em RPN, que utiliza este pacote.

Fizemos uma breve discussão sobre os possíveis diagnósticos fornecidos pelo ANPRO e passamos então a um exemplo de aplicação, no caso o protocolo de Bit Alternante.

Verificamos que os resultados obtidos foram satisfatórios, demonstrando a aplicabilidade e bom desempenho deste pacote.

No caso de um protocolo com eventuais imperfeições, uma análise exaustiva semelhante àquela feita para o protocolo do Cap. III, deve ser realizada em RPN com o auxílio do ANPRO, com o objetivo da validação final desse protocolo.

VI - CONCLUSÃO FINAL

Neste trabalho apresentamos dois modelos para a análise de protocolos de comunicação: Rede de Petri com Modelamento de Temporizadores (RPMT) e Rede de Petri Numérica (RPN).

O modelo da RPMT foi introduzido no Cap. III, onde foi usado para a análise de validação do protocolo " Procedimento para controle de chamada com comutação de circuito "[29]. Este modelo é uma extensão da RP Clássica e que torna possível a análise de protocolos envolvendo os temporizadores ("time out") de uso frequente na maioria dos protocolos de comunicação. Uma característica bastante importante do emprego do modelo da RPMT é que torna mais abrangente o uso dos pacotes de software desenvolvidos para a RP Clássica, como o OGIVE [3] e o SIPRO [5].

Com o objetivo da análise de protocolos mais complexos propusemos e implemmentamos um pacote de software, o ANPRO, que utiliza o modelo da RPN, introduzida por Symons [18].

A RPN mostrou-se ser um modelo bem útil no modelamento de protocolos de comunicação, tornando sua análise mais complexa, contudo mais completa e, consequentemente abordando um número maior de possibilidades que podem ocorrer durante a validação de um protocolo.

O programa ANPRO foi projetado para auxiliar na análise de validação de protocolos de comunicação, podendo realizar tanto uma análise das propriedades dinâmicas da RPN, como também uma simulação de sequências bem determinadas assumidas pelos estados

dos diversos processos que constituem o protocolo.

Dentro da análise das propriedades da RPN, o programa gera resultados úteis à correção de possíveis falhas de projeto dos protocolos. Ou seja, ele fornece diagnósticos sobre a RPN, tais como as listas de: transições que não disparam, estados mortos, estados antecedentes a um determinado estado, componentes fortemente conexas (CFC's).

Passemos então a fazer uma análise final deste trabalho, colocando nossas conclusões e sugestões.

. Inicialmente, lembremos que o ANPRO foi desenvolvido em PASCAL, em microcomputador do tipo PCaT, com alocação dinâmica de memória, com uma capacidade para RPN's de 300 lugares, 300 transições e gerando até 1000 estados. Visando a utilização do ANPRO para a análise de protocolos maiores (redes equivalentes maiores) sugerimos a sua implementação num computador de grande porte tipo VAX; o que em grande parte já foi facilitado pela linguagem de alto nível escolhida e pela estrutura dada ao pacote.

. No Cap. III introduzimos as tabelas de caminho com o objetivo de que essas nos auxiliassem na busca das falhas do protocolo, de uma maneira mais direta. Um dos diagnósticos fornecidos pelo ANPRO é a " matriz de estados antecedentes a um dado estado ", que relaciona em termos de RPN todos os estados antecedentes a um estado previamente escolhido. Sendo assim, visando aproveitar a idéia das tabelas de caminho e facilitar a busca das falhas pelo usuário, consideramos uma sugestão interessante a implementação automática da saída da matriz,

mencionada acima, de forma semelhante às tabelas de caminho.

. O ANPRO possui capacidade para analisar RPN's com até 5 tipos de senhas, 8 tipos de predicados e 6 tipos de operações. Uma última sugestão é a inclusão de outros tipos de senhas, de predicados e de operações com a finalidade de abrangermos protocolos maiores e mais complexos.

VII - BIBLIOGRAFIA

[1] - Peterson, J.L.; " Petri Net Theory and Modelling of Systems ", Prentice_Hall, Inc., 1981.

[2] - Petri, C.A.; " Communication with Automata ", Supplement 1 to RADC - TR - 65 - 377 Vol.1, Griffiss Air Force Base, New York, 1966 - Originally Published in German "Kommunikation mit Automaten", University of Bonn, 1962.

[3] - Chezaviel-Pradin, B.; " Un Outil graphique interactif pour la validation des systmes à évolution paralle décrits par réseaux de Petri (OGIVE) ", Thse de Docteur-Ingénieur, Université Paul Sabatier, Toulouse, December 1979.

[4] - Merlin, P.M.; Farber, D.J.; " Recoverability of Communication Protocols Implications of a Theoretical Study ", IEEE Transactions on Communications, Vol. com. 24, No 9, pág. 1036-1043, September 1976.

[5] - Arantes, M.P.C.; " Analisador Automático de Rede de Petri para Validação de Protocolos de Comunicação "; Tese de Mestrado - FEE, UNICAMP, Fevereiro 1988.

[6] - Diaz, Michel; " Modelling and Analysis of Communication and Cooperation Protocols Using Petri Net Based Models ", North-Holland Publishing Company - Computer Networks 6

(1982) - pág. 419-441.

[7] - Jensen, K.; " Coloured Petri Nets and the Invariant Method ", Research Report, DAIMI PB-104 - AARHUS University, October 1970, revised version: August 1980.

[8] - Stephan, P.; Pitie, J. M.; " Introduction aux Reseaux de Petri Colores ", Note Technique NT/LAA/SLC/127, Juin 1983.

[9] - Bourguet, A.; " A Petri Net Tool For Service Validation in Protocol "; IFIP 1986.

[10] - Genrich, H.J.; Lautenbach, K.; " The @nalysis of Distributed Systems by Means of Predicate/Transition Nets ", Semantics of Concurrent Computation, Evian 1979, G. Kahn (ed), Lect. Notes in Computer Sciences, vol. 70, Springer Verlag 1979, pág. 123-146.

[11] - Genrich, H.J.; Lautenbach, K.; " Systems Modelling with High Level Petri Nets ", Theoretical Computer Science, 13, 1981, pág. 109-136, North-Holland.

[12] - Azema, P.; Papapanagiotakis, G.; " Protocol Analysis by Using Predicate Nets ", LAAS-CNRS, IFIP 1986, pp. 119-130.

[13] - Yemini , Y.; Strom , R.; Yemini , S. ; " Modelling of OSI-Communication Services and Protocols using Predicate/Transition Nets ", IFIP 1985, pp. 165-192.

[14] - Bochmann, G. V.; Geesi, J.; " A unified

method for the specification and verification of protocols ", IFIP 1977.

[15] - Marton, M; Borelli, W.C.; " Rede de Petri Temporizada : Modelo e Exemplo ", Publicação FEC, RT - 35, @ezembro 1986.

[16] - Menasche, M.; " PAREDE: An Automated Tool For The Analysis of Time(d) Petri Nets ", Workshop of Timed Petri Nets; Torino, Itália - JULHO 1985.

[17] - Marton, M.; Damasceno, B. C.; Rabay Fo.,G.; Borelli, W. C.; Motoyama, S.;" SIPROT.1 ": Manual e Exemplos ", Relatório Técnico DILIA, RT - 48, Dezembro 1987.

[18] - Symons, F.J.W.; " Modelling and Analysis of Communication Protocols Using Petri Nets ", University of Essex TSG Report 140, September 1976.

[19] - Symons, F.J.W.; " Introduction to Numerical Petri Nets, a general graphical model concurrent processing systems ", Australian Telecommunications Research, vol. 14, No 1, 1980.

[20] - Symons, F. J. W.; " Presentation, Analysis and Verification of Communication Protocols " Telecom Australia Research Laboratories; New Concepts in Multi-User Communication, edited by J. K. Skwirzynski, Series E; Applied Sciences - No. 43, 1981.

[21] - Billington, J.; Wilbur-Ham, M. C.; Bearman, M. Y.; " Automated Protocol Verification ", IFIP 1986, pp. 59-70.

[22] - Tamura, R.T.; " Um Método para a Validação de Protocolo de Comunicação especificado em SDL utilizando Rede de Petri ", Tese de Mestrado, FEE - UNICAMP, Agosto 1988.

[23] - Damasceno, B. C.; Marton, M.; Borelli, W. C.; " Rede de Petri Clássica com Modelamentos de Temporizadores (RPMT) ", Relatório Técnico DILIA, RT-40, Junho 1987.

[24] - Billington, J.; Kirton, P. A.; Symons, F.J.W.; " Representation of Data Communication Process ", ATR, Vol. 14, No. 1, 1980.

[25] - Billington, J.; " Specification of The Transport Service Using Numerical Petri Nets" - IFIP, 1982, pp. 77-100.

[26] - CCITT Sixth Plenary Assembly Orange Book, Vol.IV.4, Recomendações Z101 a Z103, Genebra, 1986.

[27] - Damasceno, B.C.; Borelli, W.C.; " Rede de Petri Numérica para Modelamento e Análise de Protocolos de Comunicação ", Relatório Técnico DILIA, RT - 54, Junho 1988.

[28] - Marton, M.; Damasceno, B.C.; Borelli, W.C.; " Validação sem Temporizações do Procedimento de Acesso ao Enlace de Dados do Canal D ", RT

- 25, DEE, FEC - UNICAMP, Maio 1986.

[29] - Documento Telebrás - Centro de P & D (CPqD) - Código PD.22.DA.EGO.0001A/OR-05-AA-Seção 3.3 Pág. 21 à 43.

[30] - Marton, M.; Borelli, W.C.; Motoyama, S.; " Conversão de SDL para Rede de Petri ", RT - 20, DEE, FEC - UNICAMP, Outubro 1985.

[31] - CCITT Eigthth Plenary Assembly Red Book, Vol.VI, Recomendações Z100 a Z104 (- Malaga-Torremolinos - 8-19 October 1984), Genebra, 1985.

[32] - Billington, J.; Wheeler, G. R.; Wilbur-Ham, M. C.; "PROTEAN: A high-level Petri Net Tool for specification and verification of Communication Protocols", IEEE, Transactions on Software Engineering, vol.14, No. 3, March 1988.

[33] - CCITT, "I - Series Recommendations", COM XVIII - 228, March 1984.

[34] - CCITT, "ISDN USER - Network Interface Data Link Layer Specification", Draft Recommendation Q 921 (I.441), Question 13, Working Party XI/6, Issue 8, May 1984.

[35] - Zimmermann, H.; " OSI reference model - The ISO of Open Systems Interconnection, IEEE, Transactions on Communications, vol. com. - 28, No.4, pg. 425-432, Abril 1980.

APÊNDICE 1

REGRAS DE CONVERSÃO DE SDL PARA REDE DE PETRI

APÊNDICE 1

1.1 - LINGUAGEM SDL [31]

Para representação gráfica do processo em termos de Estado, Entrada e Transição, utiliza-se a seguinte simbologia:

SÍMBOLO DE ESTADO ----------

SÍMBOLO DE ENTRADA INTERNA ------

SÍMBOLO DE ENTRADA EXTERNA ------

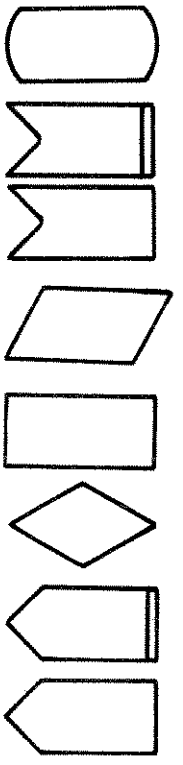
SÍMBOLO DE ADIAMENTO ----------

SÍMBOLO DE TAREFA ----------

SÍMBOLO DE DECISÃO ----------

SÍMBOLO SAÍDA INTERNA ----------

SÍMBOLO SAÍDA EXTERNA ----------



Para representar o processo utilizando estes símbolos, deve-se obedecer às seguintes regras :

a) Um símbolo de estado deve ser seguido apenas pelo símbolo de entrada ou símbolo de adiamento.

b) Os símbolos de entrada e de adiamento devem ser precedidos pelo símbolo de estado.

c) O símbolo de entrada precede apenas um único símbolo que pode ser de qualquer tipo exceto símbolos de entrada e de

adiamento.

d) O símbolo de adiamento não deve preceder nenhum símbolo.

e) Um símbolo de tarefa ou um símbolo de saída precede apenas um único símbolo, que não pode ser símbolo de adiamento e de entrada.

f) O símbolo de decisão pode preceder quaisquer símbolos que não sejam os símbolos de adiamento e de entrada.

g) Todos os símbolos são interligados com o seu símbolo precedente através da linha de fluxo.

h) A convergência da linha de fluxo e/ou o conector é usado quando um símbolo tem vários símbolos precedentes.

i) Quando um símbolo precede dois ou mais símbolos utiliza-se a divergência da linha de fluxo.

j) Entre um símbolo de saída de um processo e um símbolo de entrada de outro processo que sejam correspondentes, pode ser utilizada a linha de sinal para indicar a sua associação.

k) Qualquer símbolo ou linha de fluxo pode conter um comentário.

l) Todos os símbolos devem ter títulos (nomes) para identificar as suas funções no processo.

Em SDL, um processo é representado por uma rede de estados e transições. O estado é um ponto no processo em que não está executando nenhum tipo de ação mas fica monitorando a chegada de sinal do outro processo. Se o sinal que chegar coincidir com o nome do símbolo de entrada que sucede o estado, o processo sai do estado de monitoração da chegada de sinal de

entrada e começa a executar a transição após consumir este sinal.

Dois símbolos de estado em um mesmo diagrama SDL devem ter nomes diferentes atribuidos a eles se ocorrer pelo menos um dos seguintes casos :

a) Os nomes e/ou número (quantidade) de símbolos de entrada e de adiamento que os sucedem são diferentes.

b) As sequências de acões para serem executadas nas transições em resposta a uma entrada são diferentes.

c) Os estados atingidos após as execuções das transições são diferentes.

1.2 - REGRAS PARA CONVERSÃO DE SDL PARA RP

A seguir são apresentadas as regras para a conversão da representação gráfica em SDL de um protocolo para sua equivalente representação em RP [30]. Estas regras não se aplicam a protocolos com temporizadores.

Para a conversão é definido o termo ramo como sendo o caminho entre dois símbolos de estados consecutivos, mas que contenha obrigatoriamente o símbolo de entrada entre estes estados.

No caso em que, entre dois estados exista um símbolo de decisão, cada caminho diferente entre dois estados deve ser considerado como um ramo.

As regras para a conversão de SDL para RP, são:

1 - Todos os símbolos SDL de estado que pertencem a um mesmo processo e com nomes iguais corresponde a um único lugar na

RP equivalente.

2 - Um símbolo SDL de entrada (saída) no diagrama SDL de um processo, com seu correspondente símbolo de saída (entrada) no diagrama SDL de um outro processo será representado por um mesmo lugar na RP equivalente.

3 - Cada ramo SDL entre dois símbolos SDL de estado corresponde a uma barra de transição na RP equivalente.

- O símbolo SDL de estado no qual o ramo SDL se inicia corresponde a um lugar de entrada da barra de transição.

- O símbolo SDL de entrada é também um lugar de entrada da barra de transição.

- O símbolo SDL de estado no qual o ramo SDL termina é um lugar de saída da barra de transição.

- O símbolo SDL de saída do ramo SDL, também corresponde a um lugar de saída da barra de transição.

4 - Ficará sem representação na RP equivalente :

- Todo símbolo SDL de tarefa.

- Todo símbolo SDL de entrada ou de saída que corresponda a um processo não especificado por diagrama SDL.

APÊNDICE 2

Descrição dos lugares da RPMT e Resultados da análise do exemplo do Cap. III

RPMT

NULO → ATIVO da parte A

	LUGARES (qtade)	BARRAS (qtade)
USUÁRIO ORIGEM*	18	61
INTERFACE**	14	-
REDE ORIGEM***	12 { 9 lugares / 3 lugares "representando temporizadores"	32
TOTAL	44	93

* Lugares : P_1 : Nulo

P_2 : Iniciação de Chamada (INIC CH)

P_3 : Envio com Superposição (SUPER)

P_4 : Indicação de Desconexão (IND DES)

P_5 : Pedido de Liberação (PED LIB)

P_6 : Pedido de Desconexão 0 (PED DES0)

P_7 : Pedido de Desconexão (PED DESC)

P_8 : Chamada de Saída em Andamento (CH SAÍDA AND)

P_9 : Envio com Superposição 1 (ENVIO 1)

P_{10}: Envio com Superposição 2 (ENVIO 2)

P_{11}: Pedido de Desconexão 2 (PED DES 2)

P_{12}: Pedido de Desconexão 1 (PED DES 1)

P_{13}: Pedido de Desconexão 3 (PED DES 3)

P_{14}: Chamada Entregue (CH ENTR)

P_{15}: Ativo

P_{16}: Pedido de Desconexão 4 (PED DES 4)

P_{17}: Pedido de Desconexão 5 (PED DES 5)

P_{43}: Pedido de Desconexão 6 (PED DES 6)

** Lugares: P_{18}: Estabelecimento (ESTAB)

P_{19}: Reconhecimento de Estabelecimento (REC EST)

P_{20}: Liberação Completa (LIBE COMPL)

P_{21}: Chamada em Andamento (CH AND)

P_{22}: Desconexão (DESC)

P_{23}: Desconexão (DESCO)

P_{24}: Liberação (LIBER)

P_{25}: Liberação (LIB)

P_{26}: Liberação Completa (LIB COM)

P_{27}: Informação (INFO)

P_{28}: Informação (INFOR)

P_{29}: Alerta (ALE)

P_{30}: Conexão (CON)

P_{31}: Reconhecimento de Conexão (REC CON)

*** Lugares: P_{32}: Nulo

P_{33}: Chamda de Saída em Andamento (CH SAÍDA AND)

P_{34}: Chamada Entregue (CH ENTR)

P_{35}: Ativo

P_{37}: Envio com Superposição (SUPER)

P_{39}: Indicação de Desconexão (IND DES)

P_{41}: Pedido de Desconexão (PED DES)

P_{42}: Pedido de Liberação (PED LIB)

P_{44}: Ativo 1

P_{36}: Temporizador T 302 (TEMP 302)

P_{38}: Temporizador T 305 (TEMP 305)

P_{40}: Temporizador T308 (TEMP 308)

OBS:

( ) : Os lugares assim representados, não fazem parte da análise da RPMT, pois não são considerados no exemplo de aplicação da RPMT (parte A). Neste protocolo eles são considerados sinais internos à rede. Tais lugares são:

P'_1 : Estabelecimento

P'_2 : Alerta

P'_3 : Conexão

P'_4 : Desconexão ("vai para Rede DESTINO")

P'_5 : Liberação

P'_6 : Desconexão ("chega da Rede DESTINO")

ANALISE DA REDE DE PETRI - DOCUMENTACAO

NUMERO DE BARRAS : 96

NUMERO DE LUGARES : 45

NUMERO TOTAL DE MARCACOES : 300

REDE NAO LIMITADA, NAO REINICIAVEL E NAO VIVA

MARCACOES QUE NAO REINICIAM :

M 7	M 20	M 24	M 25	M 29	M 37	M 39	M 44	M 46	M 48	M 50	M 51
M 52	M 54	M 56	M 57	M 58	M 59	M 60	M 61	M 63	M 64	M 65	M 73
M 74	M 75	M 78	M 85	M 87	M 89	M 90	M 91	M 92	M 93	M 94	M 95
M 96	M 98	M100	M101	M102	M103	M104	M106	M107	M108	M109	M110
M111	M112	M113	M114	M115	M116	M117	M118	M119	M120	M121	M122
M123	M124	M125	M126	M127	M128	M129	M130	M132	M134	M135	M136
M137	M143	M144	M146	M147	M148	M149	M151	M153	M154	M155	M156
M161	M163	M169	M170	M171	M173	M174	M175	M176	M177	M178	M179
M180	M181	M182	M183	M184	M185	M186	M187	M188	M189	M190	M191
M192	M193	M194	M195	M196	M197	M198	M199	M200	M201	M202	M203
M204	M205	M206	M207	M208	M209	M210	M211	M212	M213	M214	M215
M216	M217	M218	M219	M220	M221	M222	M223	M224	M225	M226	M227
M228	M229	M230	M231	M232	M233	M234	M235	M236	M237	M238	M239
M240	M241	M242	M243	M244	M245	M246	M247	M248	M249	M250	M251
M252	M253	M254	M255	M256	M257	M258	M259	M260	M261	M262	M263
M264	M265	M266	M267	M268	M269	M270	M271	M272	M273	M274	M275
M276	M277	M278	M279	M280	M281	M282	M283	M284	M285	M286	M287
M288	M289	M290	M291	M292	M293	M294	M295	M296	M297	M298	M299

MAQUINA DE SENHA

(MARCACAO :: BARRA QUE DISPARA -> PROXIMA MARCACAO)

M 0 :: B 1 -> M 1

M 1 :: B 10 -> M 2 B 62 -> M 3 B 63 -> M 4 B 64 -> M 5

M 2 :: B 62 -> M 6 B 63 -> M 7 B 64 -> M 8

M 3 :: B 2 -> M 9 B 10 -> M 6 B 79 -> M 10 B 81 -> M 11 B 82 -> M 10

M 4 :: B 3 -> M 0 B 10 -> M 7

M 5 :: B 4 -> M 12 B 10 -> M 8 B 67 -> M 13 B 68 -> M 14 B 69 -> M 15

```
M  6 ::      B 14 -> M 16     B 79 -> M 17     B 80 -> M 18     B 81 -> M 19     B 82 -> M 17
M  7 ::      B 15 -> M 20
M  8 ::      B 15 -> M 21     B 65 -> M 22     B 67 -> M 23     B 68 -> M 24     B 69 -> M 25
M  9 ::      B 17 -> M 26     B 24 -> M 27     B 79 -> M 28     B 82 -> M 28
M 10 ::      B  2 -> M 28     B  5 -> M 29     B 10 -> M 17     B 78 -> M 30
M 11 ::      B  5 -> M 31     B 10 -> M 19     B 78 -> M 32
M 12 ::      B 45 -> M 33     B 67 -> M 34     B 68 -> M 35     B 69 -> M 36
M 13 ::      B  4 -> M 34     B  5 -> M 37     B 10 -> M 23     B 78 -> M 38
M 14 ::      B  4 -> M 35     B 10 -> M 24     B 70 -> M 39     B 72 -> M 40
M 15 ::      B  4 -> M 36     B 10 -> M 25     B 90 -> M 41
M 16 ::      B 79 -> M 42     B 80 -> M 43     B 82 -> M 42
M 17 ::      B 12 -> M 44     B 14 -> M 42     B 76 -> M 45     B 78 -> M 46
M 18 ::      B 14 -> M 43     B 66 -> M 47
M 19 ::      B 12 -> M 48     B 76 -> M 49     B 78 -> M 50
M 20 ::
M 21 ::      B 65 -> M 43     B 67 -> M 42     B 68 -> M 51     B 69 -> M 52
M 22 ::      B 15 -> M 43     B 66 -> M 53
M 23 ::      B 12 -> M 54     B 15 -> M 42     B 76 -> M 55     B 78 -> M 56
M 24 ::      B 15 -> M 51     B 70 -> M 57     B 71 -> M 58     B 72 -> M 59
M 25 ::      B 15 -> M 52     B 89 -> M 60     B 90 -> M 61
M 26 ::      B 30 -> M 62     B 79 -> M 63     B 82 -> M 63     B 83 -> M 64     B 84 -> M 65     B 85 -> M 66     B 86 -> M 67
B 87 -> M 68
             B 88 -> M 69
M 27 ::      B 79 -> M 70     B 80 -> M 71     B 82 -> M 70
M 28 ::      B 17 -> M 63     B 22 -> M 31     B 24 -> M 70     B 78 -> M 72
M 29 ::      B  7 -> M 73
M 30 ::      B  2 -> M 72     B  9 -> M 74     B 10 -> M 46     B 74 -> M 75     B 75 -> M 30
M 31 ::      B  7 -> M 76
M 32 ::      B  9 -> M 77     B 10 -> M 50     B 74 -> M 78     B 75 -> M 32
M 33 ::      B 65 -> M 79     B 67 -> M 80     B 68 -> M 81     B 69 -> M 82
M 34 ::      B 43 -> M 31     B 45 -> M 80     B 78 -> M 83
M 35 ::      B 41 -> M 84     B 45 -> M 81     B 70 -> M 85     B 72 -> M 86
M 36 ::      B 42 -> M 87     B 45 -> M 82     B 90 -> M 88
M 37 ::      B  7 -> M 89
M 38 ::      B  4 -> M 83     B  9 -> M 90     B 10 -> M 56     B 74 -> M 91     B 75 -> M 38
M 39 ::      B  4 -> M 85     B 10 -> M 57     B 90 -> M 92
M 40 ::      B  4 -> M 86     B  5 -> M 93     B 10 -> M 59     B 78 -> M 94
M 41 ::      B  4 -> M 88     B  5 -> M 95     B 10 -> M 61     B 78 -> M 96
M 42 ::      B 75 -> M 97     B 78 -> M 98
M 43 ::      B 66 -> M 99
M 44 ::      B 76 -> M100
M 45 ::      B 12 -> M100     B 14 -> M 97     B 78 -> M 47
M 46 ::      B 11 -> M101     B 14 -> M 98     B 74 -> M102     B 75 -> M 46
M 47 ::      B 11 -> M 74     B 14 -> M 99     B 74 -> M103     B 75 -> M 47
M 48 ::      B 75 -> M104
M 49 ::      B 12 -> M104     B 78 -> M105
M 50 ::      B 11 -> M106     B 74 -> M107     B 75 -> M 50
M 51 ::      B 70 -> M108     B 71 -> M109     B 72 -> M110
M 52 ::      B 89 -> M111     B 90 -> M112
M 53 ::      B 11 -> M 90     B 15 -> M 99     B 74 -> M113     B 75 -> M 53
M 54 ::      B 75 -> M114
M 55 ::      B 12 -> M114     B 15 -> M 97     B 78 -> M 53
M 56 ::      B 11 -> M115     B 15 -> M 98     B 74 -> M116     B 75 -> M 56
M 57 ::      B 15 -> M108     B 89 -> M117     B 90 -> M118
M 58 ::      B 15 -> M109     B 66 -> M119
M 59 ::      B 12 -> M120     B 15 -> M110     B 76 -> M121     B 78 -> M122
M 60 ::      B 15 -> M111     B 66 -> M123
M 61 ::      B 12 -> M124     B 15 -> M112     B 76 -> M125     B 78 -> M126
M 62 ::      B 79 -> M127     B 80 -> M128     B 82 -> M127     B 83 -> M129     B 84 -> M130     B 85 -> M131     B 86 -> M132
B 87 -> M133
```

```
                B 88 -> M134
M 63 ::         B 28 -> M135    B 30 -> M127    B 78 -> M136
M 64 ::         B 30 -> M129
M 65 ::         B 18 -> M137    B 30 -> M130
M 66 ::         B 20 -> M 12    B 30 -> M131    B 67 -> M138    B 68 -> M139    B 69 -> M140
M 67 ::         B 28 -> M 31    B 30 -> M132    B 78 -> M141
M 68 ::         B 18 -> M142    B 25 -> M143    B 30 -> M133    B 78 -> M144
M 69 ::         B 18 -> M145    B 20 -> M146    B 30 -> M134    B 67 -> M147    B 68 -> M148    B 69 -> M149
M 70 ::         B 28 -> M 48    B 78 -> M150    B 78 -> M151
M 71 ::         B 66 -> M152
M 72 ::         B 17 -> M136    B 23 -> M 77    B 24 -> M151    B 74 -> M153    B 75 -> M 72
M 73 ::         B 77 -> M154
M 74 ::         B  1 -> M155    B 73 -> M156
M 75 ::         B  2 -> M153    B 10 -> M102
M 76 ::         B 77 -> M157
M 77 ::         B  1 -> M158    B 73 -> M  0
M 78 ::         B 10 -> M107
M 79 ::         B 66 -> M159
M 80 ::         B 47 -> M 48    B 75 -> M160    B 78 -> M161
M 81 ::         B 48 -> M162    B 70 -> M163    B 71 -> M154    B 72 -> M165
M 82 ::         B 49 -> M166    B 69 -> M167    B 90 -> M168
M 83 ::         B 44 -> M 77    B 45 -> M151    B 74 -> M169    B 75 -> M 83
M 84 ::         B 53 -> M170    B 70 -> M171    B 72 -> M172
M 85 ::         B 41 -> M171    B 42 -> M173    B 45 -> M163    B 90 -> M174
M 86 ::         B 41 -> M172    B 43 -> M175    B 45 -> M165    B 78 -> M176
M 87 ::         B 59 -> M177    B 90 -> M178    B 91 -> M179
M 88 ::         B 42 -> M178    B 43 -> M180    B 45 -> M168    B 78 -> M181
M 89 ::         B 77 -> M182
M 90 ::         B  1 -> M183    B 73 -> M184
M 91 ::         B  4 -> M169    B 10 -> M116
M 92 ::         B  4 -> M174    B  5 -> M185    B 10 -> M118    B 78 -> M186
M 93 ::         B  7 -> M187
M 94 ::         B  4 -> M176    B  9 -> M188    B 10 -> M122    B 74 -> M189    B 75 -> M 94
M 95 ::         B  7 -> M190
M 96 ::         B  4 -> M181    B  9 -> M191    B 10 -> M126    B 74 -> M192    B 75 -> M 96
M 97 ::         B 78 -> M 99
M 98 ::         B 13 -> M106    B 74 -> M 20    B 75 -> M 98
M 99 ::         B 13 -> M 77    B 74 -> M193    B 75 -> M 99
M100 ::
M101 ::         B  1 -> M194    B 73 -> M195
M102 ::         B 14 -> M 20
M103 ::         B 14 -> M193
M104 ::
M105 ::         B 11 -> M 77    B 74 -> M196    B 75 -> M105
M106 ::         B  1 -> M197    B 73 -> M198
M107 ::
M108 ::         B 89 -> M199    B 90 -> M200
M109 ::         B 66 -> M201
M110 ::         B 75 -> M202    B 78 -> M203
M111 ::         B 66 -> M204
M112 ::         B 75 -> M205    B 78 -> M206
M113 ::         B 15 -> M193
M114 ::
M115 ::         B  1 -> M207    B 73 -> M208
M116 ::         B 15 -> M 20
M117 ::         B 15 -> M199    B 66 -> M209
M118 ::         B 12 -> M210    B 15 -> M200    B 75 -> M211    B 78 -> M212
M119 ::         B 11 -> M183    B 15 -> M201    B 74 -> M213    B 75 -> M119
M120 ::         B 75 -> M214
M121 ::         B 12 -> M214    B 15 -> M202    B 78 -> M119
```

M182 ::
M183 ::
M184 ::
M185 ::
M186 ::
M187 ::
M188 ::
M189 ::
M190 ::
M191 ::
M192 ::
M193 ::
M194 ::
M195 ::
M196 ::
M197 ::
M198 ::
M199 ::
M200 ::
M201 ::
M202 ::
M203 ::
M204 ::
M205 ::
M206 ::
M207 ::
M208 ::
M209 ::
M210 ::
M211 ::
M212 ::
M213 ::
M214 ::
M215 ::
M216 ::
M217 ::
M218 ::
M219 ::
M220 ::
M221 ::
M222 ::
M223 ::
M224 ::
M225 ::
M226 ::
M227 ::
M228 ::
M229 ::
M230 ::
M231 ::
M232 ::
M233 ::
M234 ::
M235 ::
M236 ::
M237 ::
M238 ::
M239 ::
M240 ::
M241 ::

```
M122 ::     B 11 -> M215     B 15 -> M203     B 74 -> M216     B 75 -> M122
M123 ::     B 11 -> M191     B 15 -> M204     B 74 -> M217     B 75 -> M123
M124 ::     B 76 -> M218
M125 ::     B 12 -> M218     B 15 -> M205     B 78 -> M123
M126 ::     B 11 -> M219     B 15 -> M206     B 74 -> M220     B 75 -> M126
M127 ::     B 32 -> M221     B 75 -> M222     B 78 -> M223
M128 ::     B 66 -> M224
M129 ::
M130 ::     B 34 -> M225
M131 ::     B 33 -> M 21     B 65 -> M226     B 67 -> M227     B 68 -> M228     B 69 -> M229
M132 ::     B 32 -> M 48     B 76 -> M230     B 78 -> M231
M133 ::     B 32 -> M232     B 34 -> M 42     B 76 -> M233     B 78 -> M234
M134 ::     B 33 -> M235     B 34 -> M236     B 65 -> M237     B 67 -> M238     B 68 -> M239     B 69 -> M240
M135 ::     B  7 -> M241
M136 ::     B 29 -> M242     B 30 -> M223     B 74 -> M243     B 75 -> M136
M137 ::     B 37 -> M244
M138 ::     B 20 -> M 34     B 28 -> M 37     B 30 -> M227     B 78 -> M245
M139 ::     B 20 -> M 35     B 30 -> M228     B 70 -> M246     B 72 -> M247
M140 ::     B 20 -> M 36     B 30 -> M229     B 90 -> M248
M141 ::     B 29 -> M 77     B 30 -> M231     B 74 -> M249     B 75 -> M141
M142 ::     B 35 -> M 31     B 37 -> M250     B 78 -> M251
M143 ::     B  7 -> M252
M144 ::     B 18 -> M251     B 29 -> M253     B 30 -> M234     B 74 -> M254     B 75 -> M141
M145 ::     B 19 -> M 12     B 37 -> M255     B 67 -> M256     B 68 -> M257     B 69 -> M258
M146 ::     B 45 -> M259     B 67 -> M260     B 68 -> M261     B 69 -> M262
M147 ::     B 18 -> M256     B 20 -> M260     B 28 -> M263     B 30 -> M238     B 76 -> M254
M148 ::     B 18 -> M257     B 20 -> M261     B 30 -> M239     B 70 -> M265     B 72 -> M266
M149 ::     B 18 -> M258     B 20 -> M262     B 30 -> M240     B 90 -> M267
M150 ::     B 26 -> M104     B 76 -> M152
M151 ::     B 25 -> M105     B 74 -> M268     B 75 -> M151
M152 ::     B 25 -> M 77     B 74 -> M269     B 75 -> M152
M153 ::     B 17 -> M243     B 24 -> M268
M154 ::     B  8 -> M156
M155 ::     B  2 -> M270     B 10 -> M271     B 73 -> M272
M156 ::     B  1 -> M272
M157 ::     B  8 -> M  0
M158 ::     B 10 -> M273     B 73 -> M  1
M159 ::     B 46 -> M 77     B 74 -> M274     B 75 -> M159
M160 ::     B 47 -> M104     B 76 -> M159
M161 ::     B 46 -> M106     B 74 -> M275     B 75 -> M161
M162 ::     B 70 -> M 52     B 71 -> M 43     B 72 -> M 42
M163 ::     B 48 -> M 52     B 49 -> M276     B 89 -> M277     B 90 -> M278
M164 ::     B 48 -> M 43     B 66 -> M279
M165 ::     B 47 -> M280     B 48 -> M 42     B 76 -> M281     B 78 -> M282
M166 ::     B 89 -> M 43     B 90 -> M 42
M167 ::     B 19 -> M 43     B 66 -> M283
M168 ::     B 47 -> M284     B 49 -> M 42     B 76 -> M285     B 78 -> M286
M169 ::     B 45 -> M275
M170 ::     B 70 -> M287     B 71 -> M288     B 72 -> M289
M171 ::     B 50 -> M 87     B 53 -> M287     B 90 -> M290
M172 ::     B 51 -> M 31     B 53 -> M289     B 73 -> M291
M173 ::     B 59 -> M292     B 90 -> M293     B 91 -> M294
M174 ::     B 41 -> M290     B 42 -> M293     B 43 -> M295     B 45 -> M278     B 78 -> M296
M175 ::     B  7 -> M297
M176 ::     B 41 -> M291     B 14 -> M298     B 45 -> M282     B 74 -> M299
M177 ::
M178 ::
M179 ::
M180 ::
M181 ::
```

M242 ::
M243 ::
M244 ::
M245 ::
M246 ::
M247 ::
M248 ::
M249 ::
M250 ::
M251 ::
M252 ::
M253 ::
M254 ::
M255 ::
M256 ::
M257 ::
M258 ::
M259 ::
M260 ::
M261 ::
M262 ::
M263 ::
M264 ::
M265 ::
M266 ::
M267 ::
M268 ::
M269 ::
M270 ::
M271 ::
M272 ::
M273 ::
M274 ::
M275 ::
M276 ::
M277 ::
M278 ::
M279 ::
M280 ::
M281 ::
M282 ::
M283 ::
M284 ::
M285 ::
M286 ::
M287 ::
M288 ::
M289 ::
M290 ::
M291 ::
M292 ::
M293 ::
M294 ::
M295 ::
M296 ::
M297 ::
M298 ::
M299 ::

TABELA DE MARCACOES

(MARCACAO -> LUGAR : NUMERO DE SENHAS)

M 0 ->	L 1 : 1	L 32 : 1			
M 1 ->	L 2 : 1	L 18 : 1	L 32 : 1		
M 2 ->	L 6 : 1	L 18 : 1	L 23 : 1	L 32 : 1	
M 3 ->	L 2 : 1	L 19 : 1	L 36 : 1	L 37 : 1	
M 4 ->	L 2 : 1	L 20 : 1	L 32 : 1		
M 5 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 33 : 1		
M 6 ->	L 6 : 1	L 19 : 1	L 23 : 1	L 36 : 1	L 37 : 1
M 7 ->	L 6 : 1	L 20 : 1	L 23 : 1	L 32 : 1	
M 8 ->	L 6 : 1	L 21 : 1	L 23 : 1	L 33 : 1	
M 9 ->	L 3 : 1	L 36 : 1	L 37 : 1		
M 10 ->	L 2 : 1	L 19 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1
M 11 ->	L 2 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	
M 12 ->	L 8 : 1	L 33 : 1			
M 13 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1
M 14 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 29 : 1	L 34 : 1	
M 15 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 30 : 1	L 35 : 1	
M 16 ->	L 7 : 1	L 23 : 1	L 36 : 1	L 37 : 1	
M 17 ->	L 6 : 1	L 19 : 1	L 22 : 1	L 23 : 1	L 38 : 1 L 39 : 1
M 18 ->	L 6 : 1	L 19 : 1	L 41 : 1		
M 19 ->	L 6 : 1	L 22 : 1	L 23 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1
M 20 ->	L 7 : 1	L 23 : 1	L 32 : 1		
M 21 ->	L 7 : 1	L 23 : 1	L 33 : 1		
M 22 ->	L 6 : 1	L 21 : 1	L 41 : 1		
M 23 ->	L 6 : 1	L 21 : 1	L 22 : 1	L 23 : 1	L 38 : 1 L 39 : 1
M 24 ->	L 6 : 1	L 21 : 1	L 23 : 1	L 29 : 1	L 34 : 1
M 25 ->	L 6 : 1	L 21 : 1	L 23 : 1	L 30 : 1	L 35 : 1
M 26 ->	L 9 : 1	L 27 : 1	L 36 : 1	L 37 : 1	
M 27 ->	L 12 : 1	L 23 : 1	L 36 : 1	L 37 : 1	
M 28 ->	L 3 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	
M 29 ->	L 4 : 1	L 19 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	
M 30 ->	L 2 : 1	L 19 : 1	L 25 : 1	L 40 : 1	L 42 : 1
M 31 ->	L 4 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1		
M 32 ->	L 2 : 1	L 25 : 1	L 40 : 1	L 42 : 1	
M 33 ->	L 16 : 1	L 23 : 1	L 33 : 1		
M 34 ->	L 8 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	
M 35 ->	L 8 : 1	L 29 : 1	L 34 : 1		
M 36 ->	L 8 : 1	L 30 : 1	L 35 : 1		
M 37 ->	L 4 : 1	L 21 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	
M 38 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 25 : 1	L 40 : 1	L 42 : 1
M 39 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 29 : 1	L 30 : 1	L 35 : 1
M 40 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 22 : 1	L 29 : 1	L 38 : 1 L 39 : 1
M 41 ->	L 2 : 1	L 21 : 1	L 22 : 1	L 30 : 1	L 38 : 1 L 39 : 1
M 42 ->	L 7 : 1	L 22 : 1	L 23 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1
M 43 ->	L 7 : 1	L 11 : 1			
M 44 ->	L 7 : 1	L 19 : 1	L 23 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1
M 45 ->	L 6 : 1	L 19 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1
M 46 ->	L 6 : 1	L 19 : 1	L 23 : 1	L 25 : 1	L 40 : 1 L 42 : 1
M 47 ->	L 6 : 1	L 19 : 1	L 25 : 1	L 40 : 1	L 42 : 1
M 48 ->	L 7 : 1	L 23 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	
M 49 ->	L 6 : 1	L 22 : 1	L 38 : 1	L 39 : 1	

```
M 50 =>      6  6 :  1      6 23 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 51 =>      6  7 :  1      6 23 :  1      6 29 :  1      6 34 :  1
M 52 =>      6  7 :  1      6 23 :  1      6 30 :  1      6 35 :  1
M 53 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 54 =>      6  7 :  1      6 21 :  1      6 23 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 55 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 22 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 56 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 23 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 57 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 23 :  1      6 29 :  1      6 30 :  1      6 35 :  1
M 58 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 29 :  1      6 41 :  1
M 59 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 22 :  1      6 23 :  1      6 29 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 60 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 30 :  1      6 41 :  1
M 61 =>      6  6 :  1      6 21 :  1      6 22 :  1      6 23 :  1      6 30 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 62 =>      6 11 :  1      6 23 :  1      6 27 :  1      6 36 :  1      6 37 :  1
M 63 =>      6  9 :  1      6 22 :  1      6 27 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 64 =>      6  9 :  1      6 20 :  1      6 32 :  1
M 65 =>      6  9 :  1      6 20 :  1      6 28 :  1      6 32 :  1
M 66 =>      6  9 :  1      6 21 :  1      6 33 :  1
M 67 =>      6  9 :  1      6 22 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 68 =>      6  9 :  1      6 22 :  1      6 28 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 69 =>      6  9 :  1      6 21 :  1      6 28 :  1      6 33 :  1
M 70 =>      6 12 :  1      6 22 :  1      6 23 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 71 =>      6 12 :  1      6 41 :  1
M 72 =>      6  3 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 73 =>      6  5 :  1      6 19 :  1      6 24 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 74 =>      6  1 :  1      6 19 :  1      6 26 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 75 =>      6  2 :  1      6 19 :  1      6 32 :  1
M 76 =>      6  5 :  1      6 24 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 77 =>      6  1 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 78 =>      6  2 :  1      6 32 :  1
M 79 =>      6 16 :  1      6 41 :  1
M 80 =>      6 16 :  1      6 22 :  1      6 23 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 81 =>      6 16 :  1      6 23 :  1      6 29 :  1      6 34 :  1
M 82 =>      6 16 :  1      6 23 :  1      6 30 :  1      6 35 :  1
M 83 =>      6  8 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 84 =>      6 14 :  1      6 34 :  1
M 85 =>      6  8 :  1      6 29 :  1      6 30 :  1      6 35 :  1
M 86 =>      6  8 :  1      6 22 :  1      6 29 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 87 =>      6 15 :  1      6 31 :  1      6 35 :  1
M 88 =>      6  8 :  1      6 22 :  1      6 30 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 89 =>      6  5 :  1      6 21 :  1      6 24 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 90 =>      6  1 :  1      6 21 :  1      6 26 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 91 =>      6  2 :  1      6 21 :  1      6 32 :  1
M 92 =>      6  2 :  1      6 21 :  1      6 22 :  1      6 29 :  1      6 30 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 93 =>      6  4 :  1      6 21 :  1      6 29 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 94 =>      6  2 :  1      6 21 :  1      6 25 :  1      6 29 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 95 =>      6  4 :  1      6 21 :  1      6 30 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 96 =>      6  2 :  1      6 21 :  1      6 25 :  1      6 30 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 97 =>      6  7 :  1      6 22 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M 98 =>      6  7 :  1      6 23 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M 99 =>      6  7 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M100 =>      6  7 :  1      6 19 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M101 =>      6  1 :  1      6 19 :  1      6 23 :  1      6 26 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M102 =>      6  6 :  1      6 19 :  1      6 23 :  1      6 32 :  1
M103 =>      6  6 :  1      6 19 :  1      6 32 :  1
M104 =>      6  7 :  1      6 38 :  1      6 39 :  1
M105 =>      6  6 :  1      6 25 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M106 =>      6  1 :  1      6 23 :  1      6 26 :  1      6 40 :  1      6 42 :  1
M107 =>      6  6 :  1      6 23 :  1      6 32 :  1
M108 =>      6  7 :  1      6 23 :  1      6 29 :  1      6 30 :  1      6 35 :  1
M109 =>      6  7 :  1      6 29 :  1      6 41 :  1
```

```
M110 ->    6  7 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 29 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M111 ->    6  7 :  1    6 30 :  1    6 41 :  1
M112 ->    6  7 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 30 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M113 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 32 :  1
M114 ->    6  7 :  1    6 21 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M115 ->    6  1 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 26 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M116 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 32 :  1
M117 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 29 :  1    6 30 :  1    6 41 :  1
M118 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 29 :  1    6 30 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M119 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 25 :  1    6 29 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M120 ->    6  7 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 29 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M121 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 22 :  1    6 29 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M122 ->    6  5 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 25 :  1    6 29 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M123 ->    6  5 :  1    6 21 :  1    6 25 :  1    6 30 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M124 ->    6  7 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 30 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M125 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 22 :  1    6 30 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M126 ->    6  6 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 25 :  1    6 30 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M127 ->    6 11 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 27 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M128 ->    6 11 :  1    6 27 :  1    6 41 :  1
M129 ->    6 11 :  1    6 20 :  1    6 23 :  1    6 32 :  1
M130 ->    6 11 :  1    6 20 :  1    6 23 :  1    6 28 :  1    6 32 :  1
M131 ->    6 11 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 33 :  1
M132 ->    6 11 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M133 ->    6 11 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 28 :  1    6 34 :  1    6 39 :  1
M134 ->    6 11 :  1    6 21 :  1    6 23 :  1    6 28 :  1    6 33 :  1
M135 ->    6  4 :  1    6 27 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M136 ->    6  9 :  1    6 25 :  1    6 27 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M137 ->    6 10 :  1    6 20 :  1    6 32 :  1
M138 ->    6  9 :  1    6 21 :  1    6 22 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M139 ->    6  9 :  1    6 21 :  1    6 29 :  1    6 34 :  1
M140 ->    6  9 :  1    6 21 :  1    6 30 :  1    6 35 :  1
M141 ->    6  9 :  1    6 25 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M142 ->    6 10 :  1    6 22 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M143 ->    6  4 :  1    6 28 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M144 ->    6  9 :  1    6 25 :  1    6 28 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M145 ->    6 10 :  1    6 21 :  1    6 33 :  1
M146 ->    6  8 :  1    6 28 :  1    6 33 :  1
M147 ->    6  9 :  1    6 21 :  1    6 22 :  1    6 28 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M148 ->    6  9 :  1    6 21 :  1    6 28 :  1    6 29 :  1    6 34 :  1
M149 ->    6  9 :  1    6 21 :  1    6 28 :  1    6 30 :  1    6 35 :  1
M150 ->    6 12 :  1    6 22 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M151 ->    6 12 :  1    6 23 :  1    6 25 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M152 ->    6 12 :  1    6 25 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M153 ->    6  3 :  1    6 32 :  1
M154 ->    6  5 :  1    6 19 :  1    6 20 :  1    6 32 :  1
M155 ->    6  2 :  1    6 18 :  1    6 19 :  1    6 26 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M156 ->    6  1 :  1    6 19 :  1    6 32 :  1
M157 ->    6  5 :  1    6 20 :  1    6 32 :  1
M158 ->    6  2 :  1    6 18 :  1    6 26 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M159 ->    6 15 :  1    6 25 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M160 ->    6 15 :  1    6 27 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M161 ->    6 15 :  1    6 23 :  1    6 25 :  1    6 40 :  1    6 42 :  1
M162 ->    6  7 :  1    6 23 :  1    6 34 :  1
M163 ->    6 15 :  1    6 23 :  1    6 29 :  1    6 30 :  1    6 35 :  1
M164 ->    6 15 :  1    6 29 :  1    6 41 :  1
M165 ->    6 15 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 29 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M166 ->    6  7 :  1    6 23 :  1    6 35 :  1
M167 ->    6 15 :  1    6 30 :  1    6 41 :  1
M168 ->    6 15 :  1    6 22 :  1    6 23 :  1    6 30 :  1    6 38 :  1    6 39 :  1
M169 ->    6  8 :  1    6 32 :  1
```

```
M170 ->      6 17 :   1      6 23 :   1      6 34 :   1
M171 ->      6 14 :   1      6 30 :   1      6 35 :   1
M172 ->      6 14 :   1      6 22 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M173 ->      6 15 :   1      6 29 :   1      6 31 :   1      6 35 :   1
M174 ->      6  8 :   1      6 22 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M175 ->      6  4 :   1      6 29 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M176 ->      6  3 :   1      6 25 :   1      6 29 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M177 ->      6 23 :   1      6 31 :   1      6 35 :   1      6 43 :   1
M178 ->      6 15 :   1      6 22 :   1      6 31 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M179 ->      6 15 :   1      6 44 :   1
M180 ->      6  4 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M181 ->      6  8 :   1      6 25 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M182 ->      6  5 :   1      6 20 :   1      6 21 :   1      6 32 :   1
M183 ->      6  2 :   1      6 18 :   1      6 21 :   1      6 26 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M184 ->      6  1 :   1      6 21 :   w      6 32 :   1
M185 ->      6  4 :   1      6 21 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M186 ->      6  2 :   1      6 21 :   1      6 25 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M187 ->      6  5 :   1      6 21 :   1      6 24 :   1      6 29 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M188 ->      6  1 :   1      6 21 :   1      6 26 :   1      6 29 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M189 ->      6  2 :   1      6 21 :   1      6 29 :   1      6 32 :   1
M190 ->      6  5 :   1      6 21 :   1      6 24 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M191 ->      6  1 :   1      6 21 :   1      6 26 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M192 ->      6  2 :   1      6 21 :   1      6 30 :   1      6 32 :   1
M193 ->      6  7 :   1      6 32 :   1
M194 ->      6  2 :   1      6 18 :   1      6 19 :   1      6 23 :   1      6 26 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M195 ->      6  1 :   1      6 19 :   w      6 23 :   w      6 32 :   1
M196 ->      6  6 :   1      6 32 :   1
M197 ->      6  2 :   1      6 18 :   1      6 23 :   1      6 26 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M198 ->      6  1 :   1      6 23 :   w      6 32 :   1
M199 ->      6  7 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 41 :   1
M200 ->      6  7 :   1      6 22 :   1      6 23 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M201 ->      6  7 :   1      6 25 :   1      6 29 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M202 ->      6  7 :   1      6 22 :   1      6 29 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M203 ->      6  7 :   1      6 23 :   1      6 25 :   1      6 29 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M204 ->      6  7 :   1      6 25 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M205 ->      6  7 :   1      6 22 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M206 ->      6  7 :   1      6 23 :   1      6 25 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M207 ->      6  2 :   1      6 18 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 26 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M208 ->      6  1 :   1      6 21 :   w      6 23 :   w      6 32 :   1
M209 ->      6  6 :   1      6 21 :   1      6 25 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M210 ->      6  7 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M211 ->      6  6 :   1      6 21 :   1      6 22 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M212 ->      6  6 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 25 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M213 ->      6  5 :   1      6 21 :   1      6 29 :   1      6 32 :   1
M214 ->      6  7 :   1      6 21 :   1      6 29 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M215 ->      6  1 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 26 :   1      6 29 :   1      6 30 :   1      6 42 :   1
M216 ->      6  6 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 29 :   1      6 32 :   1
M217 ->      6  6 :   1      6 21 :   1      6 30 :   1      6 32 :   1
M218 ->      6  7 :   1      6 21 :   1      6 30 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M219 ->      6  1 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 26 :   1      6 30 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M220 ->      6  5 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 30 :   1      6 32 :   1
M221 ->      6  7 :   1      6 23 :   1      6 27 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M222 ->      6 11 :   1      6 22 :   1      6 27 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M223 ->      6 11 :   1      6 23 :   1      6 25 :   1      6 27 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M224 ->      6 11 :   1      6 25 :   1      6 27 :   1      6 40 :   1      6 42 :   1
M225 ->      6  7 :   1      6 20 :   1      6 23 :   1      6 32 :   1
M226 ->      6 11 :   1      6 21 :   1      6 41 :   1
M227 ->      6 11 :   1      6 21 :   1      6 22 :   1      6 23 :   1      6 38 :   1      6 39 :   1
M228 ->      6 11 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 29 :   1      6 34 :   1
M229 ->      6 11 :   1      6 21 :   1      6 23 :   1      6 30 :   1      6 35 :   1
```

```
M230 -> G 11 : 1   G 22 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M231 -> G 11 : 1   G 23 : 1   G 25 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M232 -> G  7 : 1   G 23 : 1   G 28 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M233 -> G 11 : 1   G 22 : 1   G 28 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M234 -> G 11 : 1   G 23 : 1   G 25 : 1   G 28 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M235 -> G  7 : 1   G 23 : 1   G 28 : 1   G 33 : 1
M236 -> G  7 : 1   G 21 : 1   G 23 : 1   G 33 : 1
M237 -> G 11 : 1   G 21 : 1   G 28 : 1   G 41 : 1
M238 -> G 11 : 1   G 21 : 1   G 22 : 1   G 23 : 1   G 28 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M239 -> G 11 : 1   G 21 : 1   G 23 : 1   G 28 : 1   G 29 : 1   G 34 : 1
M240 -> G 11 : 1   G 21 : 1   G 23 : 1   G 28 : 1   G 30 : 1   G 35 : 1
M241 -> G  5 : 1   G 24 : 1   G 27 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M242 -> G  1 : 1   G 25 : 1   G 27 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M243 -> G  9 : 1   G 27 : 1   G 32 : 1
M244 -> G 13 : 1   G 20 : 1   G 23 : 1   G 32 : 1
M245 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 25 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M246 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 29 : 1   G 30 : 1   G 35 : 1
M247 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 22 : 1   G 29 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M248 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 22 : 1   G 30 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M249 -> G  9 : 1   G 32 : 1
M250 -> G 13 : 1   G 22 : 1   G 23 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M251 -> G 10 : 1   G 25 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M252 -> G  5 : 1   G 24 : 1   G 28 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M253 -> G  1 : 1   G 25 : 1   G 28 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M254 -> G  9 : 1   G 28 : 1   G 32 : 1
M255 -> G 13 : 1   G 21 : 1   G 23 : 1   G 33 : 1
M256 -> G 10 : 1   G 21 : 1   G 22 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M257 -> G 10 : 1   G 21 : 1   G 29 : 1   G 34 : 1
M258 -> G 10 : 1   G 21 : 1   G 30 : 1   G 35 : 1
M259 -> G 15 : 1   G 23 : 1   G 28 : 1   G 33 : 1
M260 -> G  8 : 1   G 22 : 1   G 28 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M261 -> G  8 : 1   G 28 : 1   G 29 : 1   G 34 : 1
M262 -> G  8 : 1   G 28 : 1   G 30 : 1   G 35 : 1
M263 -> G  4 : 1   G 21 : 1   G 28 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M264 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 25 : 1   G 28 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M265 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 28 : 1   G 29 : 1   G 30 : 1   G 35 : 1
M266 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 22 : 1   G 28 : 1   G 29 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M267 -> G  9 : 1   G 21 : 1   G 22 : 1   G 28 : 1   G 30 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M268 -> G 12 : 1   G 23 : 1   G 32 : 1
M269 -> G 12 : 1   G 32 : 1
M270 -> G  3 : 1   G 18 : 1   G 26 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M271 -> G  6 : 1   G 18 : 1   G 19 : 1   G 23 : 1   G 26 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M272 -> G  2 : 1   G 18 : 1   G 19 : X   G 32 : 1
M273 -> G  6 : 1   G 18 : 1   G 23 : 1   G 26 : 1   G 40 : 1   G 42 : 1
M274 -> G 15 : 1   G 32 : 1
M275 -> G 15 : 1   G 23 : 1   G 32 : 1
M276 -> G  7 : 1   G 23 : 1   G 29 : 1   G 35 : 1
M277 -> G 16 : 1   G 29 : X   G 30 : X   G 41 : 1
M278 -> G 15 : 1   G 22 : 1   G 23 : X   G 29 : X   G 30 : X   G 38 : 1   G 39 : 1
M279 -> G 15 : 1   G 25 : 1   G 29 : X   G 40 : 1   G 42 : 1
M280 -> G  7 : 1   G 28 : 1   G 29 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M281 -> G 15 : 1   G 22 : 1   G 29 : X   G 38 : 1   G 39 : 1
M282 -> G 15 : 1   G 23 : X   G 25 : 1   G 29 : X   G 40 : 1   G 42 : 1
M283 -> G 15 : 1   G 25 : 1   G 30 : X   G 40 : 1   G 42 : 1
M284 -> G  7 : 1   G 23 : 1   G 30 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
M285 -> G 15 : 1   G 22 : 1   G 30 : X   G 38 : 1   G 39 : 1
M286 -> G 15 : 1   G 23 : X   G 25 : 1   G 30 : X   G 40 : 1   G 42 : 1
M287 -> G 17 : 1   G 23 : 1   G 30 : 1   G 35 : 1
M288 -> G 17 : 1   G 41 : 1
M289 -> G 17 : 1   G 22 : 1   G 23 : 1   G 38 : 1   G 39 : 1
```

M290 ->	L 14 :	1	L 22 :	1	L 30 :	1	L 38 :	1	L 39 :	1									
M291 ->	L 14 :	1	L 25 :	1	L 40 :	1	L 42 :	1											
M292 ->	L 23 :	1	L 29 :	1	L 31 :	1	L 35 :	1	L 43 :	1									
M293 ->	L 15 :	1	L 22 :	1	L 29 :	1	L 31 :	1	L 38 :	1	L 39 :	1							
M294 ->	L 15 :	1	L 29 :	1	L 44 :	1													
M295 ->	L 4 :	1	L 29 :	1	L 30 :	1	L 38 :	1	L 39 :	1									
M296 ->	L 8 :	1	L 26 :	1	L 29 :	N	L 30 :	N	L 40 :	1	L 42 :	1							
M297 ->	L 5 :	1	L 24 :	1	L 29 :	1	L 38 :	1	L 39 :	1									
M298 ->	L 1 :	1	L 26 :	1	L 29 :	N	L 40 :	1	L 42 :	1									
M299 ->	L 8 :	1	L 29 :	1	L 32 :	1													

BARRAS QUE NAO DISPARAM :

B 6						
B 21						
B 27	B 31	B 35				
B 38	B 39	B 40				
B 52	B 54	B 55	B 56	B 57	B 58	B 60
B 61						
B 92	B 93	B 94	B 95	B 96		

M290 ->	L	14	:	1	L	22	:	1	L	30	:	1	L	38	:	1	L	39	:	1
M291 ->	L	14	:	1	L	25	:	1	L	40	:	1	L	42	:	1				
M292 ->	L	23	:	1	L	29	:	1	L	31	:	1	L	35	:	1	L	43	:	1
M293 ->	L	15	:	1	L	22	:	1	L	29	:	1	L	31	:	1	L	38	:	1	L	39	:	1
M294 ->	L	15	:	1	L	29	:	1	L	44	:	1												
M295 ->	L	1	:	1	L	29	:	1	L	30	:	1	L	38	:	1	L	39	:	1				
M296 ->	L	8	:	1	L	25	:	1	L	29	:	1	L	30	:	1	L	40	:	1	L	42	:	1
M297 ->	L	5	:	1	L	24	:	1	L	29	:	1	L	38	:	1	L	39	:	1				
M298 ->	L	1	:	1	L	25	:	1	L	29	:	1	L	40	:	1	L	42	:	1				
M299 ->	L	8	:	1	L	29	:	1	L	32	:	1												

BARRAS QUE NAO DISPARAM :

B 6						
B 21						
B 27	B 31	B 35				
B 38	B 39	B 40				
B 52	B 54	B 55	B 56	B 57	B 58	B 60
B 61						
B 92	B 93	B 94	B 95	B 96		

APÊNDICE 3

Análise de validação pelo ANPRO do protocolo de Bit Alternante:

. Documentação da RPN (Fig. V.8)

. Resultados da Análise

```
AAAAAAAAAA    NNNN     NN    PPPPPPPPPP    RRRRRRRRR    0000000000
AA       AA   NN NN    NN    PP      PP    RR      RR   00      00
AAAAAAAAAA    NN  NN   NN    PPPPPPPPPP    RRRRRRRRR    00      00
AA       AA   NN   NN  NN    PP            RR    RR     00      00
AA       AA   NN    NNNNN    PP            RR     RR    0000000000
```

ANALISADOR DE PROTOCOLOS DE COMUNICACAO
---------- -- ---------- -- -----------

MODELADOS EM REDE DE PETRI NUMERICA
---------- -- ---- -- ----- --------

DOCUMENTACAO DA RPN

NOME DA REDE : PROTOCOLO DE TRANF. DE DADOS - BIT ALTERNANTE

QUANTIDADE DE TRANSICOES = 18

QUANTIDADE DE LUGARES = 4

MAX QTD. ADMISSIVEL DE TIPOS DE SENHAS = 5

ESTRUTURA DE DOCUMENTACAO

CODIGO DA TRANSICAO
LUGARES DE ENTRADA : QTD. DAS SENHAS DE CADA TIPO PARA OS ARCOS DE ENTRADA
LUGARES DE SAIDA : QTD. DAS SENHAS DE CADA TIPO PARA OS ARCOS DE SAIDA
PREDICADO(S)
OPERACAO(S)

TRANSICAO T1

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 1 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 1 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO
X2 = 0
T1 = OFF

OPERACAO
T1 = ON
T2 = ON

TRANSICAO T2

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 3 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 1 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 1 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

OPERACAO
T2 = ON

TRANSICAO T3

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 1 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 3 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 1 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO
T2 = ON

TRANSICAO T4

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 1 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO
T1 = ON
T2 = OFF

OPERACAO
T2 = ON

TRANSICAO T5

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 1 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 1 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 1 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO
T1 = ON
T2 = OFF

OPERACAO
T2 = ON

TRANSICAO T6

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 3 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 1 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 0 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 1 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO
X1 = 1
T1 = OFF

TRANSICAO T7

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 1 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 3 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 1 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 2 / S1 : 0 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 1 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO
X1 = 1
T1 = OFF

TRANSICAO T8

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 1 L 2 / S2 : 0 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA

PREDICADO

OPERACAO
T2 = OFF

TRANSICAO T9

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 0 L 2 / S2 : 1 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA

PREDICADO

OPERACAO
T2 = OFF

TRANSICAO T10

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 3 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA

PREDICADO

OPERACAO
T2 =OFF

TRANSICAO T11

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA

L 3 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA

PREDICADO

OPERACAO
T2 := OFF

TRANSICAO T12

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 1 L 2 / S2 : 0 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 4 / S2 : 0 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 1

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 3 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO

TRANSICAO T13

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 1 L 2 / S2 : 0 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 1 L 4 / S2 : 0 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 3 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO

TRANSICAO T14

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 0 L 2 / S2 : 1 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 4 / S2 : 1 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 3 / S1 : 0 L 1 / S2 : 1 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 4 / S1 : 1 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO

TRANSICAO T15

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 0 L 2 / S2 : 0 L 2 / S3 : 0 L 2 / S4 : 1 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 1 L 4 / S2 : 0 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 4 / S1 : 0 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 1

PREDICADO

OPERACAO
X1 = 0

TRANSICAO T16

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 0 L 2 / S2 : 0 L 2 / S3 : 0 L 2 / S4 : 1 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 4 / S2 : 1 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 4 / S1 : 0 L 3 / S2 : 0 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 1

PREDICADO

OPERACAO
X1 = 0

TRANSICAO T17

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 1 L 2 / S2 : 0 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 4 / S2 : 1 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 3 / S1 : 1 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 0 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO

TRANSICAO T18

CONDICOES DE HABILITACAO E DISPARO / ENTRADA
L 2 / S1 : 0 L 2 / S2 : 1 L 2 / S3 : 1 L 2 / S4 : 0 L 2 / S5 : 0
L 4 / S1 : 1 L 4 / S2 : 0 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

REGRAS DE POS-DISPARO / SAIDA
L 3 / S1 : 0 L 3 / S2 : 1 L 3 / S3 : 0 L 3 / S4 : 0 L 3 / S5 : 0
L 4 / S1 : 1 L 4 / S2 : 0 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 0

PREDICADO

OPERACAO

ESTADO INICIAL

MARCACAO INICIAL

LUGARES / QTD. DE SENHAS TIPO S
L 1 / S1 : 0 L 1 / S2 : 0 L 1 / S3 : 1 L 1 / S4 : 0 L 1 / S5 : 0
L 4 / S1 : 0 L 4 / S2 : 0 L 4 / S3 : 0 L 4 / S4 : 0 L 4 / S5 : 1

VARIAVEIS INICIAIS

VARIAVEIS Xi, Yi, Ki : VALOR

TEMPORIZADORES : VALOR

Xi: 0

TEMP1: OFF
TEMP2: OFF

```
AAAAAAAAAA     NNNN     NN     PPPPPPPPP     RRRRRRRRR     0000000000
AA      AA     NN NN    NN     PP      PP    RR      RR    00      00
AAAAAAAAAA     NN  NN   NN     PPPPPPPPP     RRRRRRRRR     00      00
AA      AA     NN   NN  NN     PP            RR    RR      00      00
AA      AA     NN    NNNN     PP            RR     RR     0000000000
```

ANALISADOR DE PROTOCOLOS DE COMUNICACAO
MODELADOS EM REDE DE PETRI NUMERICA

RESULTADO DA ANALISE DAS PROPRIEDADES DA RPN

LIMITADA
REINICIAVEL
VIVA

QTADE. DE ESTADOS = 15

TABELA DE ESTADOS

ESTADO --) 0

L 1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 0

ESTADO --) 1

L 1 S1/1
L 2 S1/1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 1

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1

ESTADO --) 2

L 1 S1/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 2

TEMP T1 = 1

ESTADO --) 3

L 1 S1/1
L 3 S1/1
L 4 S2/1

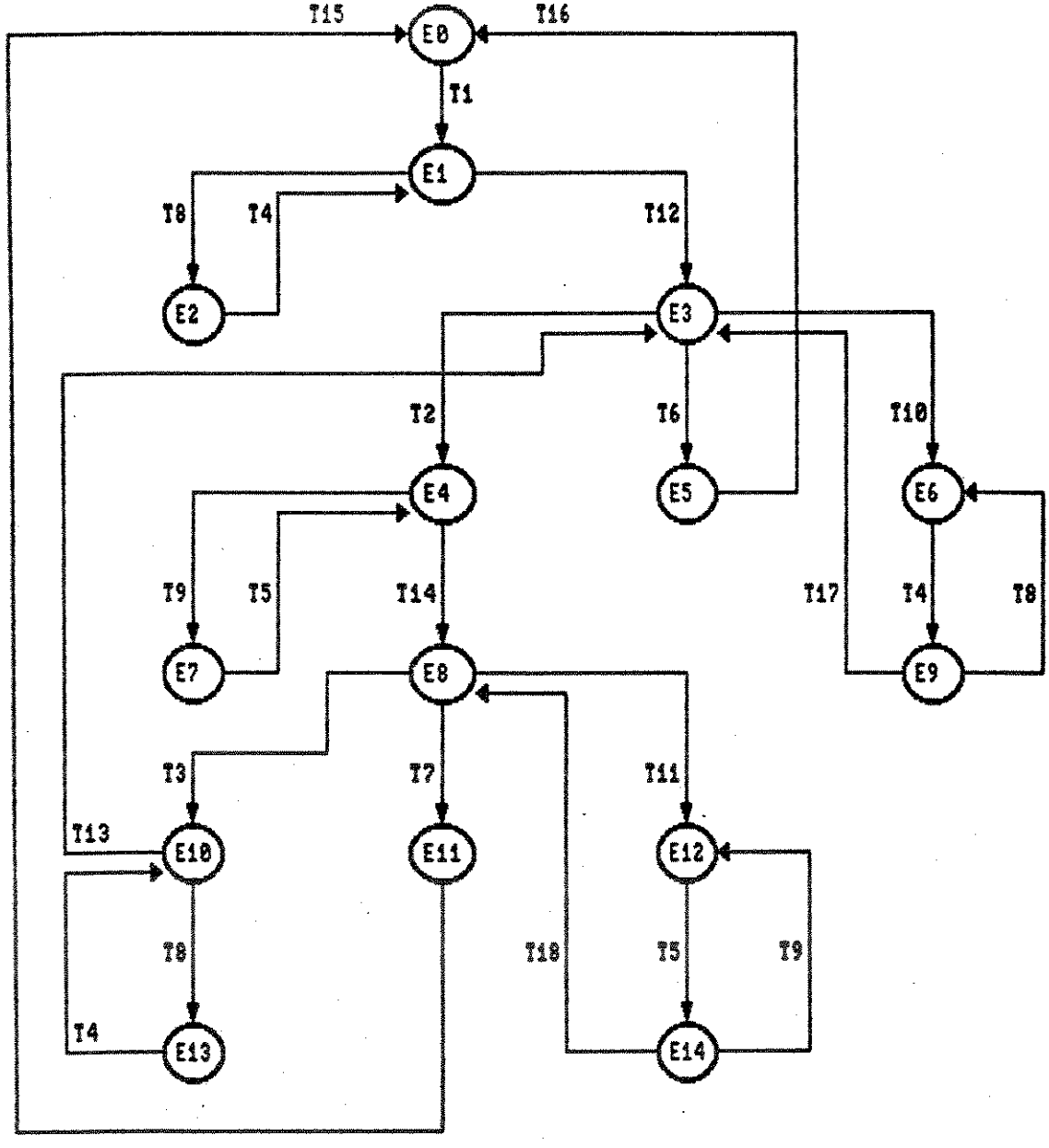
VARIAVEIS DO ESTADO 3

TEMP T1 = 1

```
ESTADO --)    4

L 1 S2/1
L 2 S2/1 S3/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO  4

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1


ESTADO --)    5

L 1 S3/1
L 2 S4/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO  5

TEMP T1 = 1
VAR X1 = 1


ESTADO --)    6

L 1 S1/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO  6

TEMP T1 = 1


ESTADO --)    7

L 1 S2/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO  7

TEMP T1 = 1


ESTADO --)    8

L 1 S2/1
L 3 S2/1
L 4 S1/1

VARIAVEIS DO ESTADO  8

TEMP T1 = 1


ESTADO --)    9

L 1 S1/1
L 2 S1/1 S3/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO  9

TEMP T1 = 1
```

```
ESTADO --)   10

L 1 S1/1
L 2 S1/1 S3/1
L 4 S1/1

VARIAVEIS DO ESTADO  10

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1


ESTADO --)   11

L 1 S3/1
L 2 S4/1
L 4 S1/1

VARIAVEIS DO ESTADO  11

TEMP T1 = 1
VAR X1 = 1


ESTADO --)   12

L 1 S2/1
L 4 S1/1

VARIAVEIS DO ESTADO  12

TEMP T1 = 1


ESTADO --)   13

L 1 S1/1
L 4 S1/1

VARIAVEIS DO ESTADO  13

TEMP T1 = 1


ESTADO --)   14

L 1 S2/1
L 2 S2/1 S3/1
L 4 S1/1

VARIAVEIS DO ESTADO  14

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1



GRAFO DE ESTADOS
----- -- -------


E  0 - T 1 -) E  1
E  1 - T12 -) E  3 - T 8 -) E  2
```

```
E  3 - T10 -) E  6 - T 6 -) E  5 - T 2 -) E  4
E  4 - T 9 -) E  7 - T14 -) E  8
E  5 - T16 -) E  0
E  6 - T 4 -) E  9
E  7 - T 5 -) E  4
E  8 - T 3 -) E 10 - T 7 -) E 11 - T11 -) E 12
E  9 - T17 -) E  3 - T 8 -) E  6
E 10 - T13 -) E  3 - T 8 -) E 13
E 11 - T15 -) E  0
E 12 - T 5 -) E 14
E 13 - T 4 -) E 10
E 14 - T18 -) E  8 - T 9 -) E 12


NAO HA CFC NESTA REDE
--- -- --- ----- ----

```



Representacao Grafica do Grafo de Estados da Pag. Anterior

APÊNDICE 4

Dois exemplos de simulação com o p
de Bit Alternante usando o ANPRO

SIMULACAO 1:

SEQUENCIA ESCOLHIDA DE DISPARO:

T1(ENV_MENS),

T12(REC1),

T6(FIM1),

T16(REC_FIM1)

```
AAAAAAAAAA     NNNN     NN     PPPPPPPPP     RRRRRRRRR     0000000000
AA      AA     NN NN    NN     PP      PP    RR      RR    00      00
AAAAAAAAAA     NN  NN   NN     PPPPPPPPP     RRRRRRRRR     00      00
AA      AA     NN   NN NN     PP            RR    RR      00      00
AA      AA     NN    NNNN     PP            RR     RR     0000000000
```

ANALISADOR DE PROTOCOLOS DE COMUNICACAO
MODELADOS EM REDE DE PETRI NUMERICA

RESULTADO DA SIMULACAO DA RPN

QTADE. DE ESTADOS = 3

TABELA DE ESTADOS

ESTADO --> 0
L 1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 0

ESTADO --> 1
L 1 S1/1
L 2 S1/1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 1

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1

ESTADO --> 2
L 1 S1/1
L 3 S1/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO 2

TEMP T1 = 1

ESTADO --> 3
L 1 S3/1
L 2 S4/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO 3

TEMP T1 = 1
VAR X1 = 1

GRAFO DE ESTADOS

E 0 - T 1 -) E 1
E 1 - T12 -) E 2
E 2 - T 6 -) E 3
E 3 - T16 -) E 0

SIMULACAO 2:

SEQUENCIA ESCOLHIDA DE DISPARO:

T1(ENV_MENS), T8(PERD_MENS1), T4(RETRANS1),

T12(REC1), T2(REC_OK1),

T14(REC_MENS2), T3(REC_OK2),

T13(REC_MENS1), T2(REC_OK1)

```
AAAAAAAAAA     NNNN    NN    PPPPPPPPPP    RRRRRRRRRR    0000000000
AA      AA     NN NN   NN    PP      PP    RR      RR    00      00
AA             NN  NN  NN    PPPPPPPPPP    RRRRRRRRRR    00      00
AA      AA     NN   NN NN    PP            RR    RR      00      00
AA      AA     NN    NNNN    PP            RR      RR    0000000000
```

ANALISADOR DE PROTOCOLOS DE COMUNICACAO
MODELADOS EM REDE DE PETRI NUMERICA

RESULTADO DA SIMULACAO DA RPN

@TADE. DE ESTADOS = 10

TABELA DE ESTADOS

ESTADO --) 0
L 1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 0

ESTADO --) 1
L 1 S1/1
L 2 S1/1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 1

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1

ESTADO --) 2
L 1 S1/1
L 4 S2/1

VARIAVEIS DO ESTADO 2

TEMP T1 = 1

ESTADO --) 3
L 1 S1/1
L 2 S1/1 S3/1
L 4 S5/1

VARIAVEIS DO ESTADO 3

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1

```
ESTADO --)    4
L 1 S1/1
L 3 S1/1
L 4 S2/1


VARIAVEIS DO ESTADO  4

TEMP T1 = 1


ESTADO --)    5
L 1 S2/1
L 2 S2/1 S3/1
L 4 S2/1


VARIAVEIS DO ESTADO  5

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1


ESTADO --)    6
L 1 S2/1
L 3 S2/1
L 4 S1/1


VARIAVEIS DO ESTADO  6

TEMP T1 = 1


ESTADO --)    7
L 1 S1/1
L 2 S2/1 S3/1
L 4 S1/1


VARIAVEIS DO ESTADO  7

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1


ESTADO --)    8
L 1 S1/1
L 3 S1/1
L 4 S2/1


VARIAVEIS DO ESTADO  8

TEMP T1 = 1


ESTADO --)    9
L 1 S2/1
L 2 S2/1 S3/1
L 4 S2/1


VARIAVEIS DO ESTADO  9
```

TEMP T1 = 1
TEMP T2 = 1

GRAFO DE ESTADOS
----- -- -------

E 0 - T 1 -> E 1
E 1 - T 8 -> E 2
E 2 - T 4 -> E 3
E 3 - T12 -> E 4
E 4 - T 2 -> E 5
E 5 - T14 -> E 6
E 6 - T 3 -> E 7
E 7 - T13 -> E 8
E 8 - T 2 -> E 9

@@@@@@@@@@@@@@@@@@@@@@@@@