

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS

FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA

DEPARTAMENTO DE TELEMÁTICA

Parcer de Tese.

Este exemplar corresponde à versão final de tese defendida por Magda Patrícia Caldeira Arantes e aprovada pela comissão julgadora em 19 de fevereiro de 1988.

Shusaburo Motoyama

ANALISADOR AUTOMÁTICO DE REDE DE
PETRI PARA VALIDAÇÃO DE PROTOCOLOS DE
COMUNICAÇÕES

Autor : Magda Patrícia Caldeira Arantes

Orientador: Prof. Dr. Shusaburo Motoyama

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

Fevereiro 1988

Aos meus pais:

José de Paula Arantes
Senhorinha Caldeira Arantes

Aos meus amores:

Walter e Rafael

AGRADECIMENTOS

Ao Departamento de Telemática pela infra-estrutura necessária para execução deste trabalho.

Ao Prof. Dr. Shusaburo Motoyama pelo seu dedicado e paciente trabalho de orientação.

Ao colega Roberto T. Tamura pelo apoio computacional.

A Ana Maria e a Neli pela datilografia.

Ao Prof. Dr. Walter C. Borelli pelo apoio e pela ajuda na confecção das figuras.

Aos componentes da banca examinadora:

Prof. Dr. João Bosco Ribeiro Val
Prof. Dr. Márcio Luiz de Andrade Neto
Prof. Dr. Maurício Ferreira Magalhães

pelas sugestões apresentadas.

Aos colegas Mauro Marton e Berenice Damasceno pela ajuda na arte final.

A Graça, Kátia e Márcia pela companhia e amizade.

A todas as pessoas que direta ou indiretamente contribuíram para a execução deste trabalho.

I N D I C E

CAPÍTULO 1 - INTRODUÇÃO	1
CAPÍTULO 2 - REDES DE PETRI: DEFINIÇÕES PROPRIEDADES E ANÁLISE DE REDUÇÃO	5
2.1 - Introdução	5
2.2 - Representação da rede de Petri e definições ...	5
2.3 - Propriedades da rede de Petri	18
2.3.1 - Limitabilidade	18
2.3.2 - Vivacidade	19
2.3.3 - Reiniciabilidade	23
2.4 - Análise de redução da rede de Petri	30
2.4.1 - Substituição de um lugar	30
2.4.1.1 - Lugar Substituível	35
2.4.1.2 - Substituição da rede	38
2.4.1.3 - Exemplo de aplicação ,	39
2.4.2 - Lugares Implícitos (ou redundantes)	41
2.4.2.1 - Simplificação de lugares implícitos	46
2.4.3 - Transição identidade e Transição idêntica	47
2.4.4 - Propriedades da rede reduzida	53
2.5 - Conclusões	53
CAPÍTULO 3 - ANALISADOR AUTOMÁTICO DE REDE DE PETRI	54
3.1 - Introdução	54
3.2 - Tabela de Marcações	54
3.3 - Limitabilidade	58
3.4 - Máquina de senhas	61

3.5	- Reiniciabilidade	64
3.6	- Vivacidade	65
3.6.1	- Redes de Petri Reiniciáveis	65
3.6.2	- Redes de Petri não Reiniciáveis	69
3.7	- Redução da rede de Petri	73
3.7.1	- Exemplo de Aplicação	76
3.7.2	- Algoritmo para Simplificação de Lugares Idêntidade	79
3.7.3	- Algoritmo para Simplificação de Lugares Idênticos	79
3.7.4	- Algoritmos para detecção e simplificação de transições identidade e idênticas ..	82
3.7.5	- Propriedades da Rede Reduzida	82
3.7.6	- Sequência utilizada para aplicação das regras de redução	82
3.8	- Estrutura do Analisador Automático de rede de Petri implementado	85
3.8.1	- Introdução	85
3.8.2	- Estrutura Básica	87
3.9	- Particularidades do SIPRO devido a limitações do Microcomputador S700 da Prológica	98
3.10	- Conclusões	98
CAPÍTULO 4 - METODOLOGIA PARA ANÁLISE DE VALIDAÇÃO DE PROTOCOLOS DE COMUNICAÇÃO E ESTUDOS DE CASOS		99
4.1	- Introdução	99
4.2	- Exemplos de Validação de Protocolos de Comunicação com o auxílio do SIPRO	99
4.2.1	- Protocolo Simplificado para o estabele- cimento de conexão e desconexão de um enlace de dados	100
4.2.2	- Protocolo de Sinalização de uma chamada Telefônica	110

4.3 - Exemplos de análise de Redução de rede de Petri	120
4.3.1 - Redução da rede de Petri da Fig. 4.4	120
4.3.2 - Redução das redes de Petri das Fig. 4.10 e 4.11	125
4.3.3 - Redução da Rede de Petri da Fig. 4.1 modificada	126
4.4 - Conclusões	127
CAPÍTULO 5 - CONCLUSÕES GERAIS	129
BIBLIOGRAFIA	130
APÊNDICE 1 - Dados estruturais e resultados da análise Clássica da Rede de Petri da Fig. 4.2	133
APÊNDICE 2 - Resultado da Análise Clássica da Rede de Petri da Fig. 4.4	137
APÊNDICE 3 - Resultados da Análise Clássica da Rede de Petri da Fig. 4.6	141
APÊNDICE 4 - Dados Estruturais e resultados da análise Clássica da Rede de Petri da Fig. 4.10	143
APÊNDICE 5 - Dados Estruturais e resultados da análise Clássica da Rede de Petri da Fig. 4.11	150
APÊNDICE 6 - Dados estruturais e resultados da análise Clássica da Fig. 4.12	156
APÊNDICE 7 - Resultado da análise de redução da Rede de Petri da Fig. 4.11 : Dados estruturais da rede Reduzida e resultados da análise Clássica	163
APÊNDICE 8 - Resultado da Análise Clássica da Rede de Petri da Fig. 4.15	168
APÊNDICE 9 - Resultado da Análise de Redução da rede de Petri da Fig. 4.15 : Dados estruturais e resultados da análise clássica da rede reduzida	170

CAPÍTULO 1

INTRODUÇÃO

As redes de comunicação são compostas de um grande número de unidades geograficamente distribuídas. A interação e cooperação das unidades são conseguidas através de trocas de sinais que devem obedecer a um conjunto de regras e procedimentos. Este conjunto constitui o que é chamado protocolo de comunicações.

Os protocolos de comunicações envolvem desde conceitos básicos relacionados com modos de comunicação, até formatos de mensagens, tensões, impedâncias e o sincronismo de sinais trocados entre as partes envolvidas. Os protocolos de comunicação, geralmente complexos e extensos, são normalmente divididos em uma série de protocolos dedicados e mais simples, de acordo com o estágio alcançado na comunicação. Assim, podemos utilizar um protocolo para o estabelecimento e preparação de uma comunicação, outro para a transferência de informações (após efetuada a conexão) e um terceiro para finalizar a comunicação.

Essa divisão dos protocolos facilita o entendimento do processo de comunicação possibilitando que uma eventual modificação de partes ou mesmo de protocolos inteiros se dê de forma mais simples e confiável.

A ISO (International Standards Organization) [7] possui uma recomendação, baseada no modelo de Referência de Interconexão dos Sistemas Abertos, no sentido de padronizar esta divisão de protocolos em várias camadas onde cada uma desempenha um conjunto

de funções específicas que é adicionado àquelas desempenhadas pelas camadas inferiores.

Baseado neste modelo ou em outros modelos padronizados pelo CCITT muitos protocolos estão sendo implementados. Mas na maioria das vezes, os protocolos são implementados de uma maneira informal levando a falhas inesperadas, não previstas nas circunstâncias da rede. É necessário então, se ter em mãos um método eficiente para a análise formal de protocolos visando a sua validação.

Existem na literatura muitos métodos para a representação e a análise de protocolos, como o Automata de Estados Finitos [14] [15], a rede de Petri [12] e a Linguagem de Programação [8].

Os métodos baseados no Automata de Estados Finito são métodos de fácil implementação e convenientes para serem tratados numericamente, mas não descrevem comportamentos dinâmicos dos protocolos e podem tornar-se inconvenientes com o aumento exagerado dos estados ("explosão" de estados).

O método baseado na linguagem de programação utiliza uma linguagem específica para descrever o protocolo e verifica as suas particularidades para fazer a sua validação, mas é uma técnica de difícil implementação e de análise complicada.

O método baseado na rede de Petri tem se apresentado bastante eficiente no estudo do comportamento dinâmico dos protocolos e de fácil implementação; apesar de sofrer as mesmas limitações de explosão de estados do automata de estados finitos.

O objetivo deste trabalho é apresentar uma metodologia

de validação de protocolos baseada em rede de Petri. O método consiste em transformar o protocolo em uma rede de Petri equivalente e analisar as propriedades dessa rede que por sua vez indicam o bom comportamento do protocolo. O método é interativo, no sentido de que quando for detectada alguma imperfeição no protocolo, o usuário deverá verificar no protocolo original o porquê dessa imperfeição, corrigi-las e novamente analisar as propriedades da rede de Petri equivalente. Isto é feito sucessivamente até que o protocolo esteja completamente validado.

Para que esta metodologia de validação funcione eficientemente é necessário um ferramental de análise automática de rede de Petri.

Assim, este trabalho desenvolve inicialmente um analisador automático de rede de Petri para posteriormente utilizá-lo na validação de protocolos.

No Capítulo 2 são apresentadas as principais definições e propriedades da rede de Petri. É discutida também uma técnica de redução de rede de Petri [2] [9] [10] para minimizar o problema de "explosão" de estados.

No Capítulo 3 é discutida a implementação do analisador automático de rede de Petri denominado SIPRO. Os algoritmos implementados são apresentados e discutidos em detalhes. A estrutura do programa SIPRO é discutida, mostrando a sua flexibilidade de alteração e de expansão.

No capítulo 4 é apresentada a metodologia de validação de protocolos com vários exemplos de comprovação, mostrando a eficiência do método.

Finalizando, o Capítulo 5 apresenta as principais conclusões do trabalho e as considerações futuras.

CAPÍTULO 2

REDES DE PETRI: DEFINIÇÕES, PROPRIEDADES E ANÁLISE DE REDUÇÃO

2.1 - INTRODUÇÃO

Neste capítulo apresentam-se os conceitos fundamentais da rede de Petri, tendo como objetivo a sua utilização na análise e validação de protocolos de comunicações.

Inicialmente são apresentadas a definição da rede de Petri e a sua representação gráfica. Discute-se a seguir as principais propriedades da rede de Petri. Estas propriedades são importantes pois o seu bom comportamento dá indicação sobre o bom funcionamento do protocolo.

Em seguida são apresentadas técnicas para a redução da rede de Petri. Estas técnicas tornam-se necessárias uma vez que protocolos de comunicação complexos levam a redes de Petri equivalente de grande porte fazendo com que a análise de suas propriedades em computador seja bastante demorada, e eventualmente até impossível de ser realizada.

2.2 - REPRESENTAÇÃO DA REDE DE PETRI E DEFINIÇÕES

Uma rede de Petri pode ser representada por 5 entidades (L, T, ALFA, BETA, M0), onde:

L : É o conjunto dos NL lugares (Na representação gráfica um círculo correspondente a um lugar).

T : É o conjunto das NT barras de transições. (Na representação gráfica uma barra correspondente a uma barra de transição).

ALFA : $L \times T \rightarrow N$: É uma função de incidência direta

BETA : $L \times T \rightarrow N$: É uma função de incidência reversa

N : É o conjunto dos números inteiros positivos

M0 : É o estado inicial do sistema (na rede de Petri o estado inicial é chamado Marcação inicial).

A representação gráfica comumente usada na literatura específica de uma rede de Petri e que será adotada neste trabalho consiste de lugares e barras de transições, que são interligados por arcos orientados.

Os lugares dos quais saem arcos incidentes a uma transição (doravante a barra de transição será chamada simplesmente de transição), são chamados lugares de entrada daquela transição e os lugares que são acessados por arcos que saem de uma transição são lugares de saída daquela transição. Um lugar é chamado de entrada ou saída sempre em relação a uma transição. Assim, um mesmo lugar pode ser um lugar de entrada em relação a uma certa transição t_i e lugar de saída em relação a transição t_j (i, j). Se $i=j$ o lugar é ao mesmo tempo lugar de saída e entrada a uma mesma transição, neste caso ele é chamado lugar realimentado.

Na figura 2.1 os lugares 11, 12, 13 são lugares de entrada da transição t , os lugares 14 e 15 são lugares de saída

da transição t , o lugar 16 é um lugar realimentado.

Um lugar pode estar vazio ou ocupado por uma ou mais senhas ou fichas (token).

Na figura 2.1 o lugar 11 está ocupado por duas senhas, os lugares 12, 13, 14 estão ocupados por apenas uma senha e os lugares 15 e 16 estão vazios.

As transições podem disparar alterando o estado (ou Marcação) da rede. Isto significa que a cada disparo de uma transição o número de senhas nos seus lugares de entrada e de saída alteram-se modificando a marcação da rede de Petri.

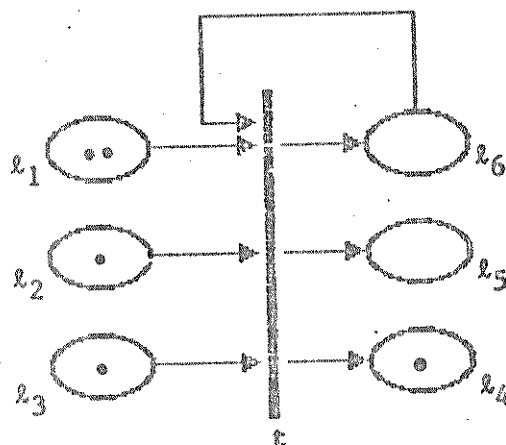


Fig. 2.1 - Exemplos de lugares de entrada, saída e realimentado em uma rede de Petri.

A cada arco que une um lugar a uma transição ou vice-versa é associado um número inteiro positivo chamado peso do arco. Se o arco une um lugar de entrada a uma transição, associado a ele tem-se o peso de entrada (pe) e este peso

representa o número de senhas que este lugar irá perder após o disparo da transição. Da mesma forma, se o arco une uma transição a um lugar de saída, associado a ele está o peso de saída (ps) que representa o número de senhas que o lugar ganha após o disparo da transição. Quando em uma representação gráfica da rede de Petri o peso não é especificado no arco, subentende-se que ele é igual a um.

Uma transição obedece às seguintes regras de disparo:

a) Uma transição é habilitada ou disparável se cada um dos lugares de entrada contém um número de senhas maior ou igual ao peso de transição de entrada (pe) 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. 2.2.a a transição t não está habilitada, uma vez que o lugar de entrada l_2 contém uma senha, e o pe para tal lugar vale 2. Portanto, não haverá o disparo de t e a situação da rede fica inalterada (Fig. 2.2.b).

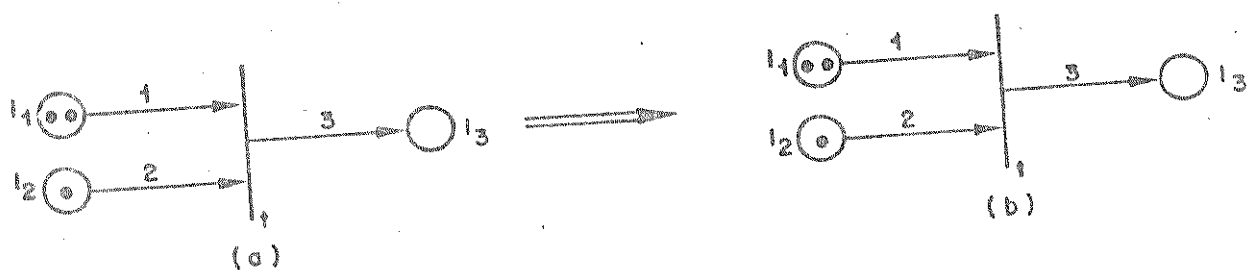


Fig. 2.2 - Exemplo de transição não habilitada

Observe agora a Fig. 2.3.a a transição t está habilitada. Com o disparo da transição t a rede deve passar para um outro estado (Fig. 2.3.b):

Após o disparo da transição t na figura 2.3 o lugar l_1 , que continha inicialmente duas senhas, perde uma ($pe=1$) e passa a ter uma senha. O lugar l_2 que continha uma senha, perde uma ($pe=1$) e fica vazio enquanto que o lugar l_3 recebe três senhas ($ps=3$).

Desta forma, a rede passou do estado (marcação) M_i para um outro estado (marcação) M_j , através do disparo da transição t . Diz-se também que a transição t é habilitada em M_i .

Notação: $M_i \xrightarrow{t} M_j$

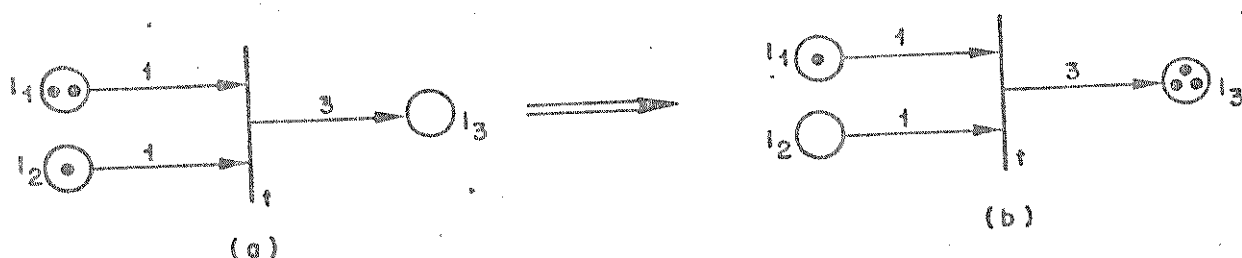


Fig. 2.3 - Exemplo de transição habilitada

Uma vez apresentada a conceituação inicial da rede de Petri utilizando a representação gráfica será mostrada a seguir sua formalização matemática tendo em vista o tratamento numérico da rede.

As funções de incidência mencionadas na definição da Rede de Petri podem ser representadas de forma matricial

possibilitando a sua manipulação numérica. Assim, têm-se as seguintes matrizes de incidência: A: Matriz de incidência direta

B: Matriz de incidência reversa

Definição 1: Matriz de Incidência Direta:

A 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 ($i=1,2,\dots,NT; j=1,2,\dots,NL$) denotado por A_{ij} contém as seguintes informações:

- a) se $A_{ij} = 0$, o lugar l_j não é um lugar de entrada da transição t_i .
- b) se $A_{ij} \neq 0$, o lugar l_j é um lugar de entrada de t_i com $p_{e_{ij}} = A_{ij}$.

Definição 2: Matriz de incidência Reversa:

A Matriz B é uma matriz com NT linhas e NL colunas e fornece a indicação da estrutura da rede quando aos lugares de saída acessados para cada transição específica e seu respectivo peso de saída.

O elemento da linha i e coluna j ($i=1,2,\dots,NT; j=1,2,\dots,NL$) denotado por B_{ij} , contém as seguintes informações:

- a) se $B_{ij} = 0$, o lugar l_j não é lugar de saída da transição t_i
- b) se $B_{ij} \neq 0$, o lugar l_j é lugar de saída de t_i , com $p_s = B_{ij}$.

A figura 2.4 mostra a representação gráfica de uma rede de Petri com $NL = 5$ e $NT = 4$ e suas respectivas matriz de incidência direta e matriz de incidência reversa.

Definição 3: Marcação de uma rede de Petri

Dá informação do estado da rede, ou seja, indica o número de senhas em cada lugar. 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.

Na figura 2.3 existem três lugares (l_1, l_2, l_3) portanto tem-se que na fig. 2.3.a a marcação da rede, $M_i = (2, 1, 0)$ e na fig. 2.3.b a marcação da rede $M_j = (1, 0, 3)$.

Existem dois tipos de marcação em uma rede de Petri: inicial e decorrente.

Definição 3.1:

Marcação Inicial

(Notação: M_0)

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

Na figura 2.4, $M_0 = (1,0,0,0,0)$ isto significa que $M_0(11) = 1$ e $M_0(12) = M_0(13) = M_0(14) = M_0(15) = 0$.

Definição 3.2:

Marcação Decorrente

(Notação: M)

É uma marcação qualquer da rede acessível após um ou mais disparos, partindo de uma dada marcação inicial M_0 .

Definição 3.3:

Conjunto de Marcações Decorrentes de M_0 .

(Notação: $\{M_0\}$)

É o conjunto de todas as marcações (estados) pelas quais o sistema pode passar, sempre a partir de uma marcação inicial M_0 .

Definição 3.4:

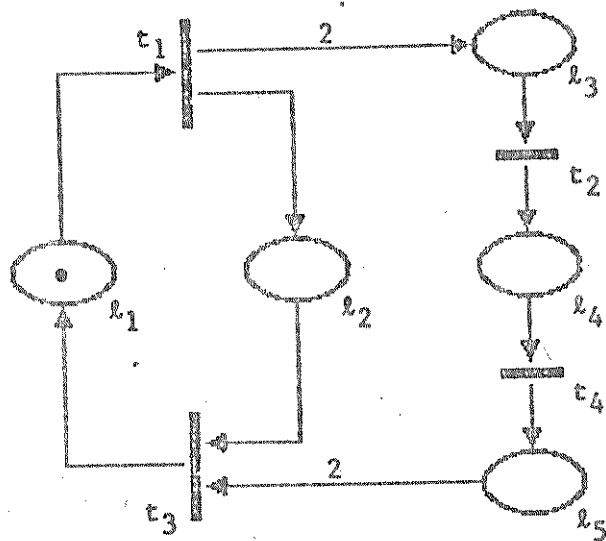
Marcação Superior

Uma marcação $M' \in \{M_0\}$ é superior à uma marcação $M \in \{M_0\}$ se e somente se

(Notação: $M' > M$)

$\forall l \in L, M'(l) \geq M(l)$ e

$\exists \alpha \in L$ tal que $M'(\alpha) > M(\alpha)$



(a)

$$A = \begin{bmatrix} (l_1) & (l_2) & (l_3) & (l_4) & (l_5) \\ \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 2 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix} & \begin{matrix} (t_1) \\ (t_2) \\ (t_3) \\ (t_4) \end{matrix} \end{bmatrix}$$

(b)

$$B = \begin{bmatrix} (l_1) & (l_2) & (l_3) & (l_4) & (l_5) \\ \begin{bmatrix} 0 & 1 & 2 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} & \begin{matrix} (t_1) \\ (t_2) \\ (t_3) \\ (t_4) \end{matrix} \end{bmatrix}$$

(c)

Fig. 2.4 - (a) Representação gráfica de uma rede de Petri com $NL = 5$ e $NT = 4$

(b) Matriz de incidência direta de (a)

(c) Matriz de incidência reversa de (a)

Definição 4:

Sequência de Disparos

(Notação: σ)

É a sequência de transições disparáveis, que leva a rede de uma Marcação M_i à outra M_j , podendo inclusive i ser igual à j .

A sequência σ pode ser representada por:

$$M_i \xrightarrow{t_1} M_{i+1} \xrightarrow{t_2} M_{i+2} \dots \xrightarrow{t_k} M_j$$

ou resumidamente por :

$$M_i \xrightarrow{\sigma} M_j$$

onde $\sigma = [t_1, t_2, \dots, t_k]$ é a sequência de disparos das transições.

Definição 5:

Conjunto de lugares precedentes e posteriores à uma transição t_i .

Para uma dada rede de Petri, com $i \in NT$, $j \in NL$ e $t_i \in T$, o conjunto de lugares da entrada (ou precedentes) da transição t_i é definido por:

$$\text{Pre}(t_i) \triangleq \{l_j \in L / A_{ij} \neq 0\}$$

Similarmente, o conjunto de lugares de saída (ou posteriores) da transição t_i , é definido por:

$$\text{Post}(t_i) \triangleq \{l_j \in L / B_{ij} \neq 0\}$$

Na figura 2.4 tem-se:

$$\text{Pre } (t_1) = \{ l_1 \}$$

$$\text{Post } (t_1) = \{ l_2, l_3 \}$$

Definição 6:

Habilitação de uma barra de transição.

Uma Transição t_i de uma rede de Petri é habilitada a disparar, para uma dada marcação M , se e somente se:

$$\forall l_j \in \text{Pre}(t_i), M(l_j) \geq A_{ij}$$

$$\text{onde } i = 1, 2, \dots, NL$$

$$j = 1, 2, \dots, NT$$

Na figura 2.4 temos $M_0 = (1, 0, 0, 0, 0)$ e

$$A = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 2 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

Portanto, apenas t_1 pode disparar para a marcação inicial dada pois $\text{Pre } (t_1) = \{ l_1 \}$ e $M(l_1) = A_{11}$. Todas as outras transições estão impossibilitadas de disparar para esta marcação inicial.

Definição 7:

A ocorrência do disparo de uma transição t_i (habilitada a disparar) é definido pela transformação da marcação M em uma nova marcação M' tal que:

$$\forall ij \in L, M'(ij) = M(ij) + B_{ij} - A_{ij}$$

onde: $i = 1, \dots, NT$

$j = 1, \dots, NL$

Na Fig. 2.4 para $M = (1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0)$ o disparo de t_1 resultará em $M' = (0 \ 1 \ 2 \ 0 \ 0)$.

Logo, o disparo de t_1 é definido pela transformação

$$M \xrightarrow{t_1} M', \text{ com } M \text{ e } M' \text{ definidos acima.}$$

Definição 8:

Redes de Petri sem lugares realimentados

É uma rede onde nenhum lugar é, ao mesmo tempo, lugar de entrada e saída a uma mesma transição. Neste caso A_{ij} e B_{ij} nunca são simultaneamente diferentes de zero. As matrizes de incidências direta e reversa são, neste caso, redundantes. Desse modo, uma única matriz é necessária para guardar as informações de topologia da rede. Esta matriz é denominada matriz de incidência..

Definição 9:

Matriz de incidência da rede de Petri

É uma matriz definida pela subtração da matriz B pela matriz A , isto é:

$$C = B - A$$

Desta forma, se

$C_{ij} = 0$, não existe arco de ligação entre t_i e l_j

$C_{ij} = n$, ($n > 0$), existe um arco que liga a transição t_i ao lugar de saída l_j , com peso de saída igual a n

$C_{ij} = n$, ($n < 0$), existe um arco que liga o lugar de entrada l_j à transição t_i com peso de entrada n .

Na figura 2.4, fazendo $C = B - A$ tem-se que a matriz de incidência daquela rede é:

$$C = \begin{bmatrix} -1 & 1 & 2 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 1 & 0 \\ 1 & -1 & 0 & 0 & -2 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 1 \end{bmatrix}$$

Definição 10:

Máquina de senha (token machine) de uma rede de Petri

É um grafo que mostra todas as marcações (ou estados), acessíveis numa rede de Petri, a partir de uma marcação inicial. Neste grafo, as marcações são representadas por círculos e arcos orientados que interligam os círculos. Cada arco é rotulado pela transição cujo disparo leva uma marcação a outra.

A Figura 2.5 apresenta um exemplo de máquina de senha.

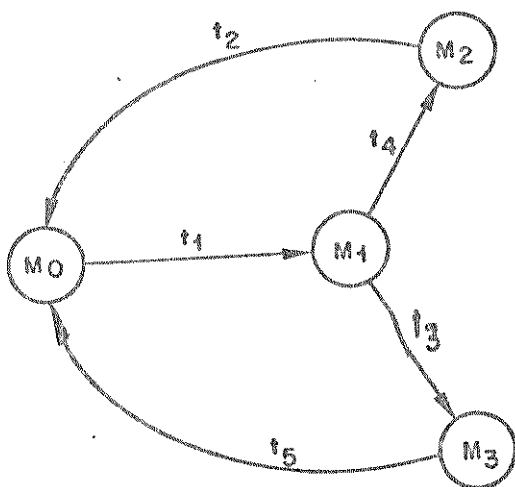


Fig. 2.5 - Exemplo de máquina de senhas.

2.3 - Propriedades da Rede de Petri

As principais propriedades da rede de Petri são:

- a) limitabilidade
- b) vivacidade
- c) reiniciabilidade

2.3.1 - Limitabilidade

Para uma dada marcação inicial M_0 uma rede de Petri é definida como limitada a um valor inteiro e positivo n se para qualquer marcação M decorrente da marcação inicial M_0 , o número de senhas em cada lugar l_j for sempre menor ou igual a n . Isto é,

$$\forall M \in \{M_0\} \text{ e } \forall l_j \in L, M(l_j) \leq n$$

para $j = 1, 2, \dots, NL$

Numa rede de Petri limitada, o número de marcações é finito e numa rede de Petri não limitada o número de marcações cresce indefinidamente significando que o sistema físico correspondente é impossível de ser implementado.

A rede de Petri da figura 2.6 é não limitada para a marcação inicial $M_0 = (1, 0, 0)$, pois, se a sequência de disparos $\sigma = [t_1, t_2, t_3]$ é repetida infinitas vezes implica em $M(l_1)$ sempre crescente e portanto ilimitado.

OBSERVAÇÃO

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

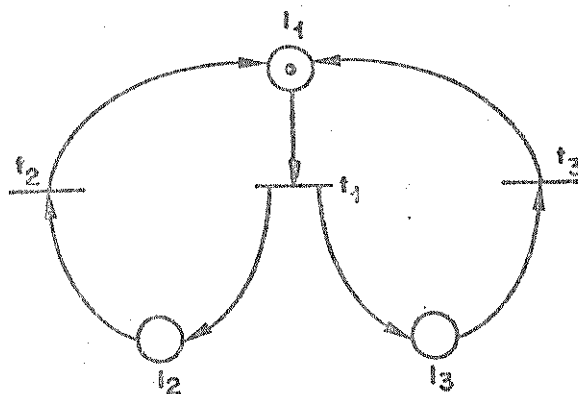


Figura 2.6 - Exemplo de uma rede não limitada.

2.3.2 - Vivacidade

Uma rede de Petri é viva para uma marcação inicial M_0 , se para qualquer marcação decorrente M existir uma sequência de disparos que torne habilitada qualquer transição da rede.

Matematicamente:

$$\forall M_0 \in \{M_0\}, \forall t \in T, \exists \sigma / (M \xrightarrow{\sigma} M' \wedge M' \xrightarrow{t} M'')$$

onde: $\sigma = \{\sigma', t\}$

$M', M'' \in \{M_0\}$

Um sistema físico representado por uma rede de Petri viva é livre de impasses (deadlock). Isto significa que o sistema não possui situações conflitantes. Pode-se dizer também que, neste caso, qualquer estado do sistema é acessível.

Seja a rede de Petri mostrada na figura 2.7.a. Para a marcação inicial $M_0 = (1,0,0)$ a máquina de senha correspondente

é mostrada na figura 2.7.b.

A rede de Petri da figura 2.7 é uma rede não viva pois não existem sequências de disparos que levam t_3 e t_4 a disparar para a marcação inicial $M_0 = (1,0,0)$ uma vez que o peso de entrada para a transição t_3 é igual a dois e as marcações $M_0(l_2)=0$ e $M_1(l_2)=1$ (l_2 é o lugar de entrada de t_3) são sempre menores que este peso.

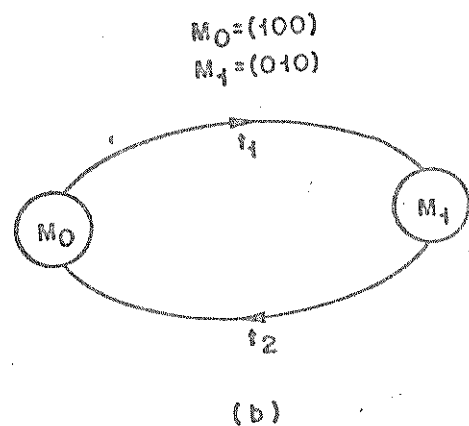
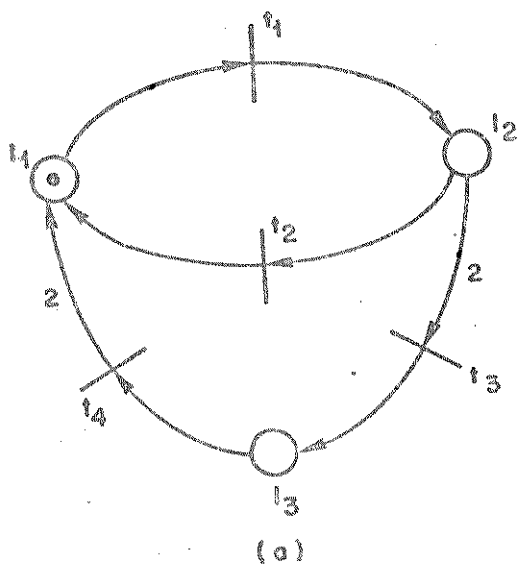


Figura 2.7 - Exemplo de uma rede não viva.

Da mesma forma as marcações $M_0(l_3) = M_1(l_3) = 0$ (l_3 é o lugar de entrada de t_4) também são menores que o peso de arco de entrada da transição t_4 , que é igual a um.

Se, entretanto, a marcação inicial da rede de Petri da figura 2.7 for modificada para $M_0 = (2,0,0)$ obtem-se a máquina de senhas mostrada na figura 2.8. Observando-se esta máquina de

senhas verifica-se que qualquer transição pode ser disparada a partir de uma marcação qualquer. Então a rede de Petri da figura 2.7 é uma rede viva para a marcação inicial $M_0 = (2,0,0)$. Desse modo, uma rede de Petri pode ser não viva para uma marcação inicial e ser viva para outras marcações iniciais.

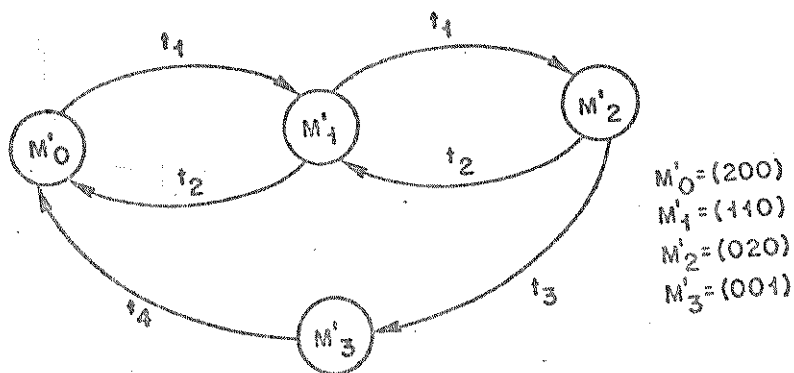


Figura 2.8 - Máquina de senha da rede de Petri da Fig. 2.7 com marcação inicial $M_0 = (200)$.

Uma das formas de se verificar a vivacidade da rede é verificar a condição de disparo de cada barra. Assim, Peterson [11] define vários níveis de vivacidade para as barras de transições:

Nível 0: Uma transição t_i é viva no nível 0 se para toda marcação $M \in \{M_0\}$ ela nunca for habilitada. Neste caso, ela é considerada uma transição morta.

Nível 1 - Uma transição t_i é viva no nível 1 se for

potencialmente disparável: isto é, existe uma marcação $M \in \{M_0\}$ tal que t_i é habilitada em M .

Nível 2 - Uma transição t_i é viva no nível 2 se para cada inteiro n existir uma sequência de disparos em que t_i seja habilitada no mínimo n vezes.

Nível 3 - Uma transição t_i é viva no nível 3 se existir uma sequência infinita de disparos em que t_i seja habilitada infinitas vezes.

Nível 4 - Uma transição t_i é viva no nível 4 se para cada marcação $M \in \{M_0\}$ existir uma sequência de disparos tal que t_i seja habilitada.

A rede de Petri da figura 2.9 será utilizada para exemplificar os diferentes níveis de vivacidade das barras de transições.

A transição t_4 é viva no nível 0 (transição morta) pois ela nunca dispara. A transição t_1 é viva no nível 1 pois ela pode disparar apenas uma vez. A transição t_2 é viva no nível 2 pois ela pode disparar um número arbitrário de vezes, mas este número depende do número de vezes que a transição t_3 disparar. Se por exemplo, t_3 disparar cinco vezes e t_1 disparar uma vez, então t_2 poderá disparar cinco vezes. Assim, uma vez disparada t_1 , o número de disparos de t_2 é fixo. A transição t_3 pode ser disparada infinitas vezes portanto é viva no nível 3, mas não no nível 4 pois ela não está mais habilitada após o disparo de t_1 .

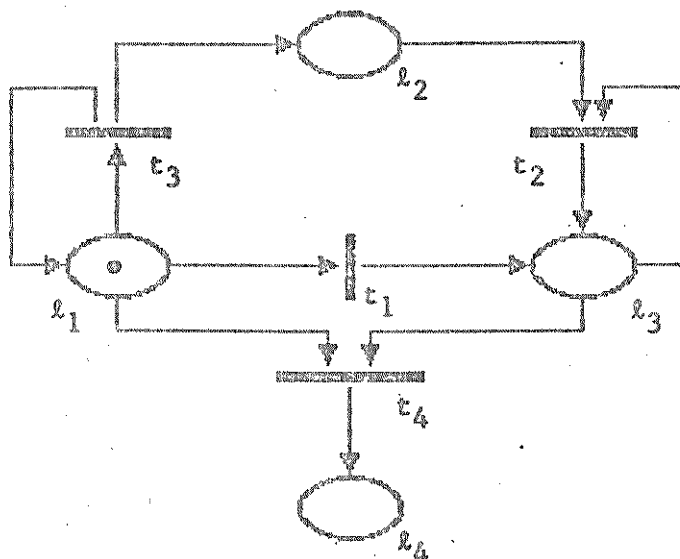


Fig. 2.9 - Níveis de vivacidade para uma rede de Petri com $M_0 = (1, 0, 0, 0)$

2.3.3 - Reiniciabilidade

Uma rede de Petri é reiniciável para uma dada marcação inicial M_0 , se para qualquer marcação decorrente $M \in [M_0]$ existir uma sequência de disparo tal que faça a rede voltar à marcação inicial M_0 .

Matematicamente,

$$\forall M \in [M_0], \exists \sigma / M \xrightarrow{\sigma} M_0$$

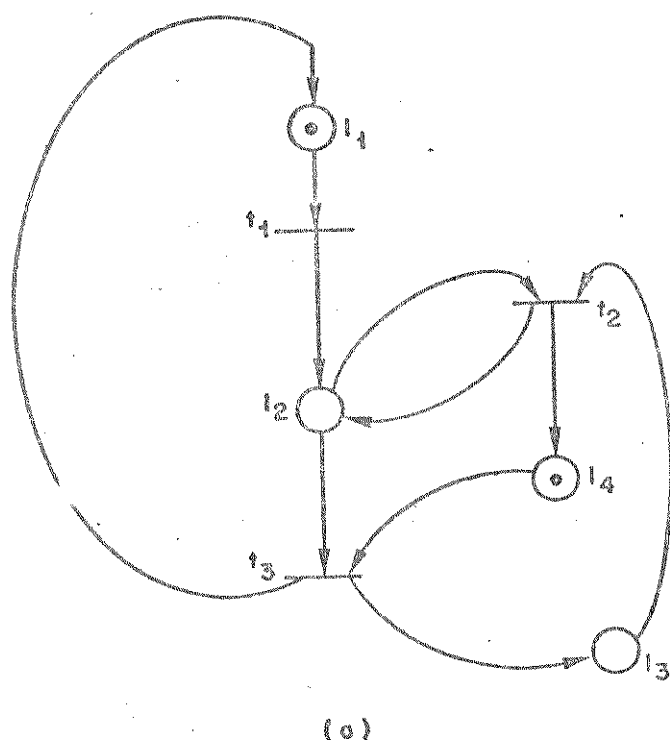
Um sistema físico, representado por uma rede de Petri reiniciável tem características de retornar ao seu estado inicial após a execução de uma ou mais tarefas. Esta, geralmente, se constitui uma condição necessária para o bom

funcionamento de vários sistemas. (Por exemplo, a maioria dos protocolos de comunicação voltam ao estado inicial).

Considere a rede de Petri da figura 2.10.

A rede é não reiniciável porque não existe nenhuma sequência de disparo que partindo da marcação inicial M_0 , faça o sistema retornar a ela novamente. Entretanto a rede é limitada e viva.

Mas se a marcação inicial for $M_0 = (1,0,1,0)$ a rede se torna reiniciável. A máquina de senha para este caso está mostrada na figura 2.10.c.



$$\{M_0\} = (M_0, M_1, M_2, M_3) \text{ ONDE:}$$

$$M_0 = (1, 0, 0, 1)$$

$$M_1 = (0, 1, 0, 1)$$

$$M_2 = (1, 0, 1, 0)$$

$$M_3 = (0, 1, 1, 0)$$

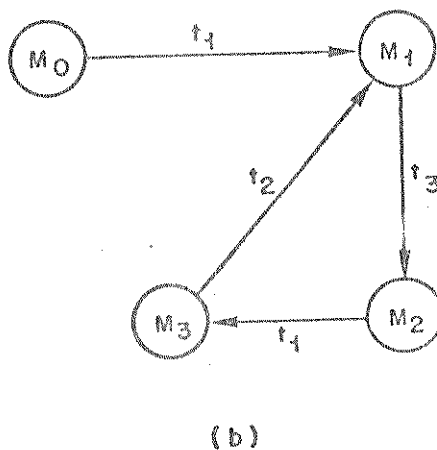


Fig. 2.10 - (a) Rede de Petri limitada viva e não reiniciável para a marcação inicial $M_0 = (1,0,0,1)$
(b) Máquina de senha da rede de Petri do item (a)

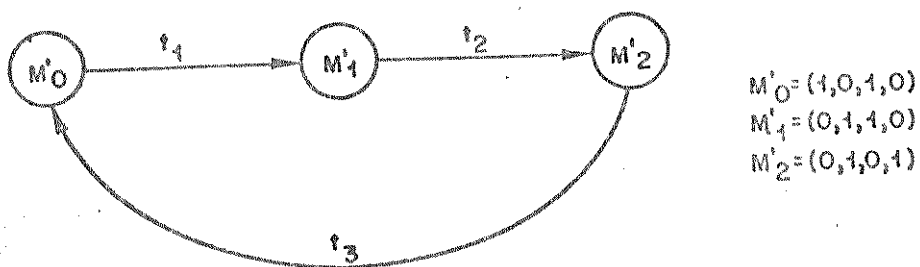


Fig. 2.10 - (c) Máquina de senha da rede de Petri do item (a) com marcação inicial $M'_0 = (1,0,1,0)$

2.4 - Análise de Redução de Rede de Petri

A redução da rede de Petri faz-se necessária uma vez que os Protocolos de comunicação, normalmente complexos, levam a redes de Petri equivalentes de grande porte tornando demorada e por vezes inviável a análise de suas propriedades em um computador.

Isto ocorre porque, em geral, os procedimentos destinados à verificação das propriedades clássicas da rede (vivacidade, limitabilidade e reiniciabilidade) são obtidos através da análise das marcações atingíveis da rede. Em particular, a análise da vivacidade da rede só é possível através do cálculo exaustivo das marcações e do exame das relações entre as mesmas.

Pode-se mostrar [2] que o número de marcações da rede cresce muito rapidamente com a complexidade da mesma. O exemplo

dado a seguir ilustra como o número de marcações pode crescer substancialmente mesmo para redes relativamente pequenas.

Seja a rede de Petri da Fig. 2.11. Se o lugar c_1 contém n senhas na marcação inicial é então possível que o lugar b tenha $2 \times n$ senhas (um par de senhas para cada senha de c_1). A rede RP_1 tem então ao menos $2 \times n$ marcações diferentes, mas é limitada.

A rede RP_2 da Fig. 2.12 é a rede RP_1 incrementada de alguns lugares e algumas transições. Se o lugar c_2 tiver n senhas inicialmente, então os lugares c_1 e p_2 poderão conter também n senhas. É então possível de se repetir n vezes a sequência de disparos de RP_1 . A rede RP_2 possui então um número finito de marcações atingíveis (e portanto tem característica limitada) mas este número é superior a:

$$2^n \times n$$

A rede de Petri RP_3 da Fig. 2.13 é obtida incrementando alguns lugares e algumas transições à rede da Fig. 2.12. Esta rede, como as anteriores é limitada, mas o número de marcações atingíveis agora é superior à

$$2^{2^{2^2 \dots 2^n}} \quad n \text{ vezes}$$

Assim, para uma rede com 18 lugares, onde quatro lugares contêm senhas (fig. 2.13) com n igual a três observa-se que o número de marcações decorrentes é superior à:

$$2^{2^{2^3}} = 2^{2^{256}}$$

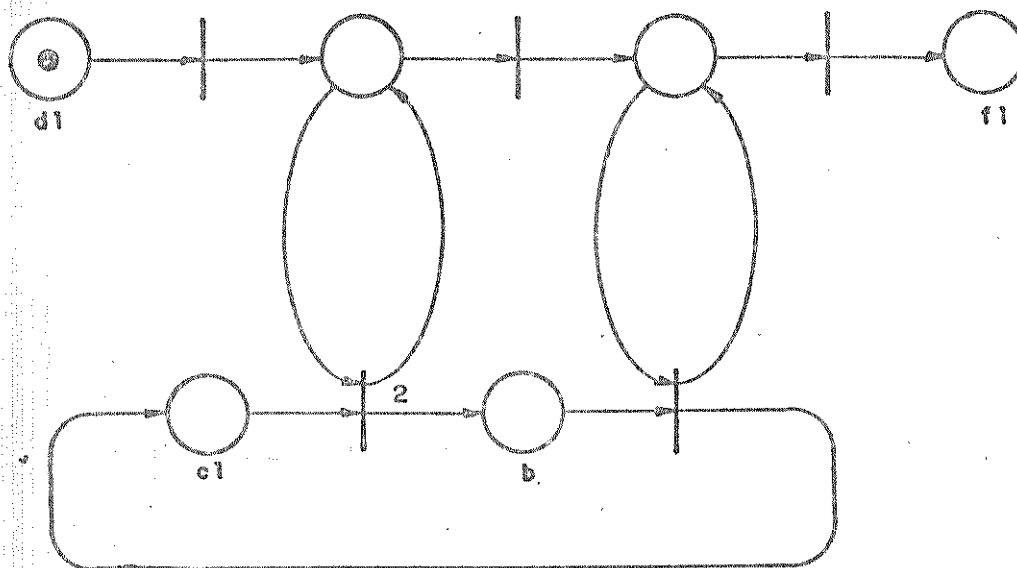


Fig. 2.11: REDE DE PETRI RP1

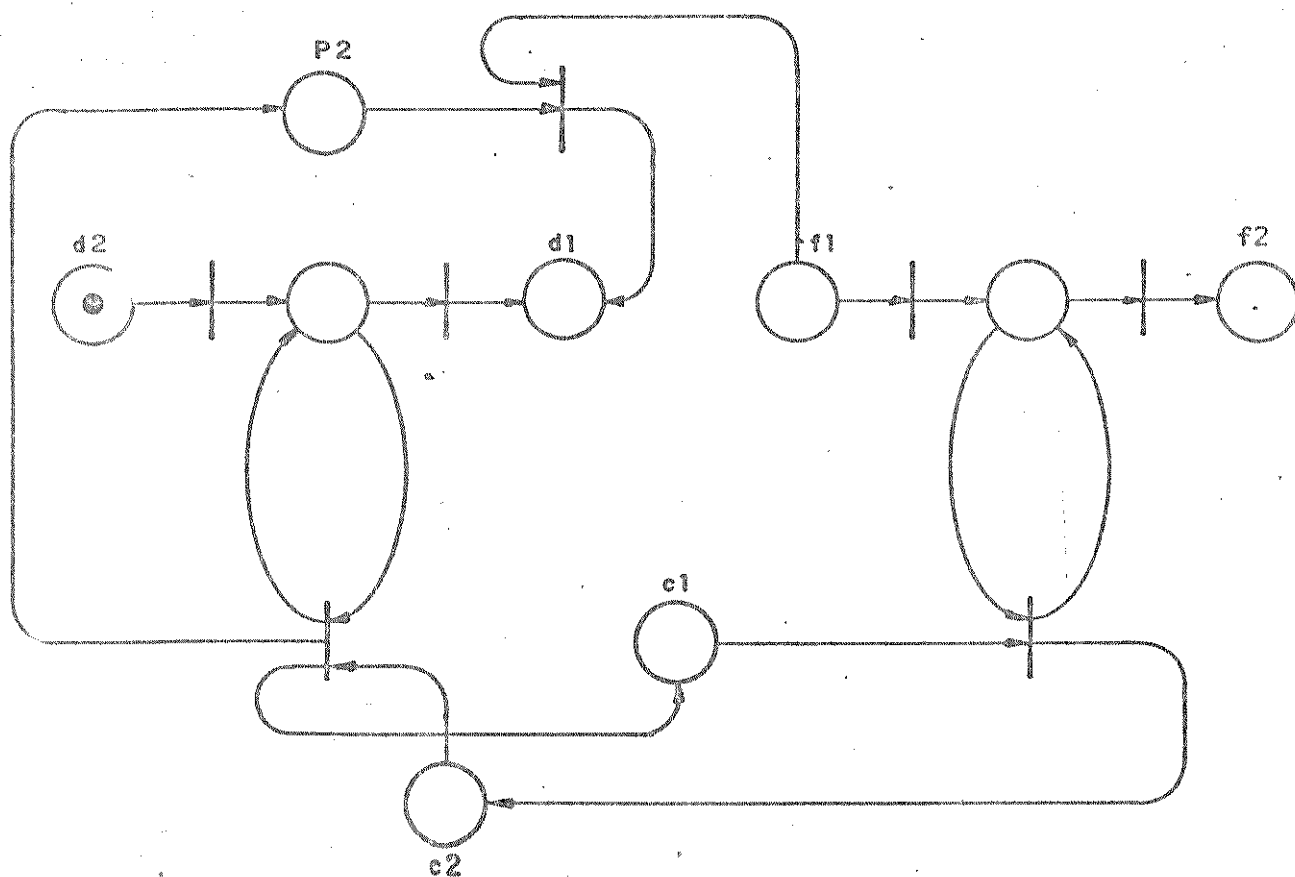


Fig. 2.12: REDE DE PETRI RP2.

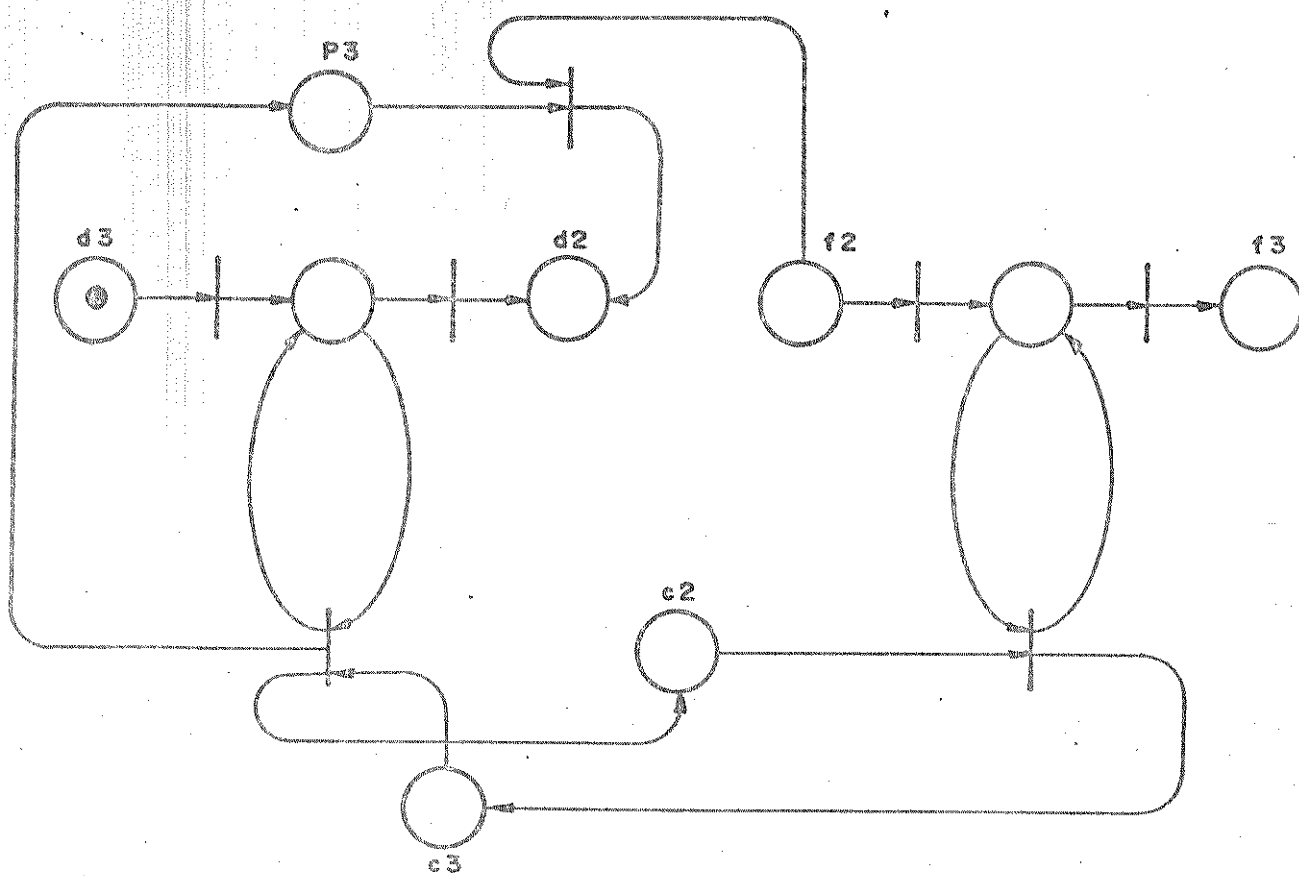


Fig. 2.13: REDE DE PETRI RP 3.

Torna-se, então, inviável de se analisar todas as marcações da rede.

Uma possibilidade de análise consiste em fazer uma redução no número de marcações acessíveis mantendo, porém, as principais propriedades da rede. Após um exaustivo estudo das redes de Petri, afim de elaborar regras de simplificação, Berthelot [2] propôs um conjunto de regras que permitem eliminar certos lugares e/ou transições cuja presença não determinam o comportamento da rede.

Estas regras de redução são destinadas a facilitar a verificação de certas propriedades da rede de Petri, proporcionando a diminuição do tempo computacional necessário para a análise de algumas redes, e se o número de marcações acessíveis for grande, a ponto de ser praticamente impossível o seu cálculo, esta rede pode se tornar analisável pelo uso da redução. Entretanto, a rede reduzida não carrega a mesma quantidade de informação que a rede original, pois a análise da rede reduzida não conduz a todos os possíveis estados do sistema. Apesar disto, a substituição de lugares e transições por novas transições representa um caminho simplificado pelo qual o sistema passa de um estado a outro, excluindo algum estado intermediário que não altera o seu comportamento. Assim sendo, a maioria das propriedades da rede original será mantida na rede reduzida, pois todos os principais caminhos da máquina de senhas são preservados [2].

Com o objetivo de se discutir a redução da rede de Petri será considerada uma generalização da entidade M0 envolvida na definição da rede.

Em vez de M_0 , a entidade que conterá a informação do estado inicial do sistema será M_1 , onde:

M_1 : é um conjunto finito e não vazio de marcações iniciais, representado sob a forma matricial.

O motivo desta generalização ficará mais claro no decorrer da apresentação das regras de redução de uma rede de Petri.

A seguir são discutidas as regras propostas em [2] para a redução da rede de Petri.

2.4.1 - Substituição de um Lugar

Seja a rede de Petri da Fig. 2.14. Suponha que com o disparo da transição "e" o lugar 1 receba uma senha. Esta senha habilitará os disparos de s_1 , s_2 e s_3 . Apenas uma dessas transições pode disparar já que 1 contém apenas uma senha. Assim um dos lugares b, c ou d receberá uma senha de acordo com a transição disparada. Por conseguinte a marcação da rede onde o lugar 1 contém senhas é uma marcação intermediária a uma marcação onde o lugar 1 não contém senhas. Poder-se-ia então considerar apenas a existência de três transições t_1 , t_2 e t_3 cujas funções de entrada fossem as de "e" e cujas funções de saída fossem respectivamente aquelas de s_1 , s_2 e s_3 . Isto está representado na Fig. 2.15.

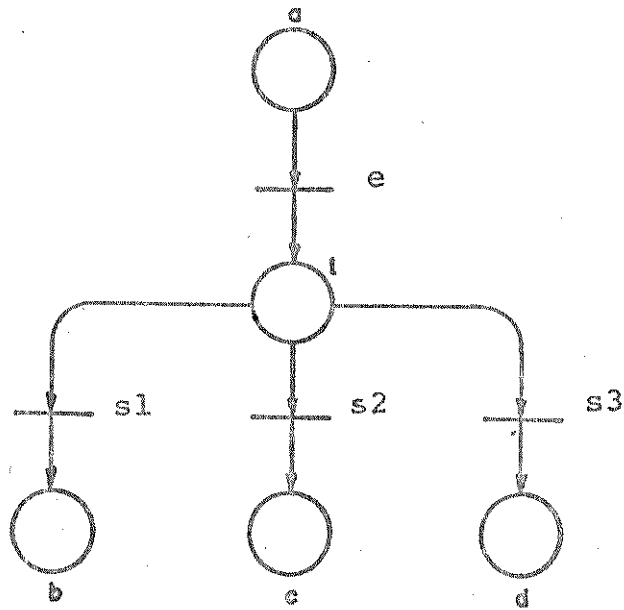


Fig. 2.14 - Rede de Petri original

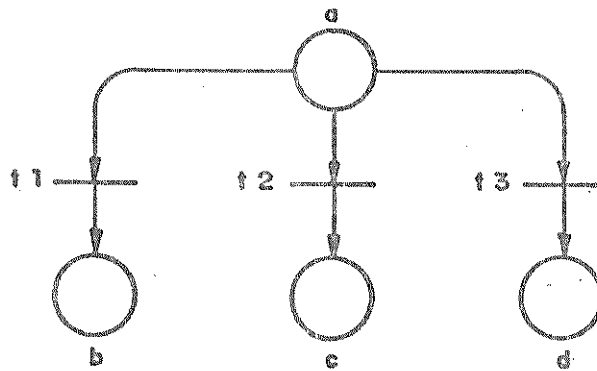


Fig. 2.15 - Rede de Petri reduzida

Note que se 1 contém senhas na marcação inicial teremos agora três marcações iniciais, isto é, uma marcação inicial com senha em b, uma outra marcação inicial com senha em c e uma outra com senha em d. Assim, para a rede reduzida, em vez de uma marcação inicial tem-se uma matriz de marcações iniciais e a rede deve ser analisada para cada uma destas marcações. Isto significa que uma rede só será bem comportada (viva, reiniciável e limitada) se para qualquer marcação da matriz de marcações iniciais isto for verdadeiro.

O raciocínio que foi feito para substituição do lugar 1 só é possível, quando o número de senhas contido no lugar "a" é a única condição necessária para o disparo de todas as transições que possuem o lugar 1 como lugar de entrada. Se esta condição não é satisfeita, não é possível prever como a senha contida no lugar "a" será utilizada.

Na Fig. 2.16, por exemplo, a sequência de disparos [t1,t2,t3] leva o lugar 1 a ficar vazio e a transição t4 fica habilitada a disparar. Entretanto, a sequência de disparos [t1,t3,t3] faz com que o lugar 1 contenha ainda uma senha e a transição t4 não fica habilitada a disparar. Torna-se então impossível realizar a redução da rede de forma que a rede reduzida seja não viva como a anterior. (Veja fig. 2.17).

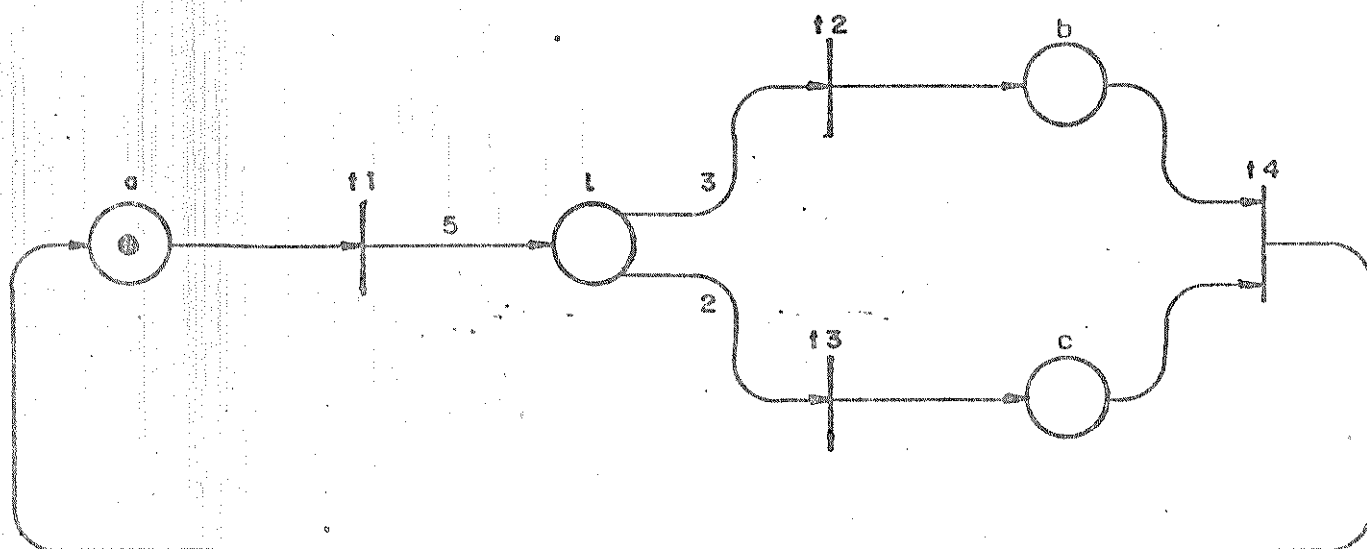


Fig. 2.16 - Exemplo de rede de Petri.

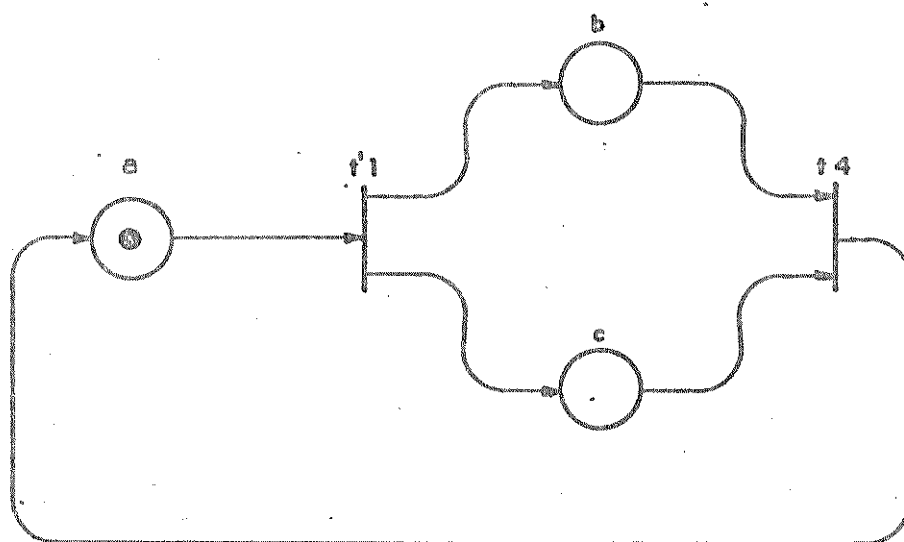


Fig. 2.17 - Rede de Petri reduzida correspondente a Fig. 2.16 sem a conservação da característica de vivacidade

É também necessário que estas transições não tenham, ao mesmo tempo, o lugar l como lugar de entrada e lugar de saída, pois isto impossibilita novamente a previsão de como os disparos irão acontecer. Por exemplo, a rede da Fig. 2.18 poder-se-ia se transformar na rede da Fig. 2.19. Esta transformação não contaria o fato de que a transição t_2 está sempre habilitada na Fig. 2.18; que a transição t_3 é viva no nível 1 na rede inicial e não é na rede reduzida, e ainda que o lugar b é não limitado na rede inicial e limitado na rede reduzida.

Este conjunto de considerações e ainda a necessidade de se conservar as características de vivacidade e limitabilidade levaram então à definição de um lugar substituível.

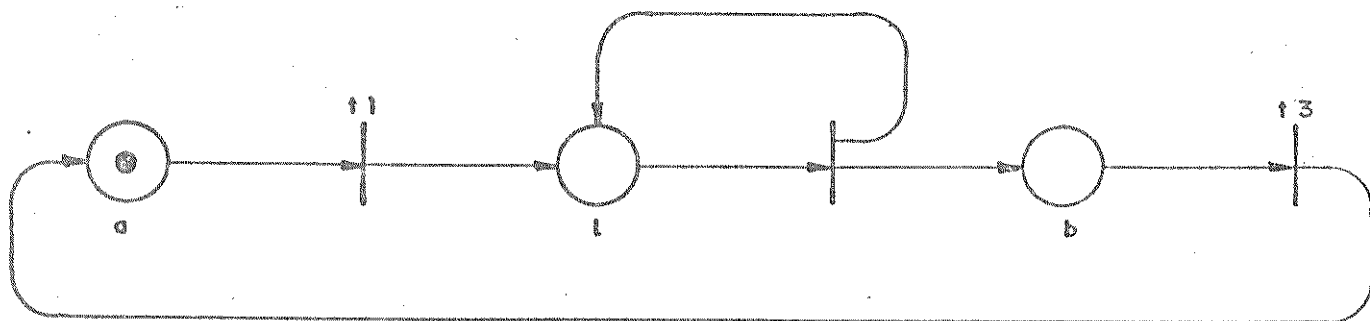


Fig. 2.18 - Exemplo de rede de Petri

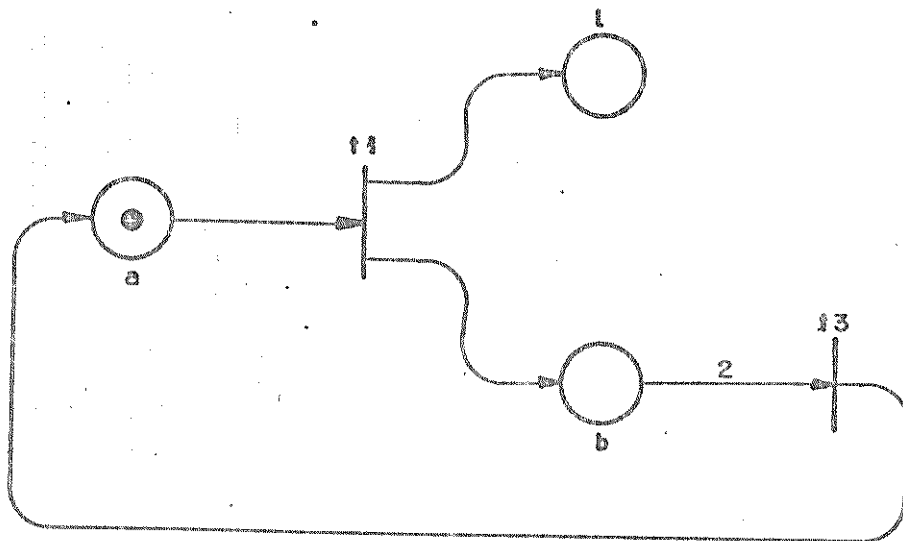


Fig. 2.19 - Rede reduzida da Fig. 2.18 sem conservação das principais propriedades.

2.4.1.1 - Lugar Substituível

- Seja uma rede de Petri $RP = (L, T, ALFA, BETA, MI)$
- Seja l um elemento de L
- Sejam dois subconjuntos E e S de T definidos por:

$$t \in E \iff \forall t \in T, BETA(t, l) \neq 0$$

$$t \in S \iff \forall t \in T, ALFA(t, l) \neq 0$$

E representa o conjunto de transições de entrada no lugar l .

S representa o conjunto de transições de saída do lugar l .

Observação - No início deste capítulo tratou-se um lugar tendo uma transição como referência. Assim um lugar era de entrada ou saída se ele respectivamente acessava

ou era acessado pela transição. Aqui uma transição será de entrada ou saída a um lugar se ela respectivamente acessar ou for acessada por este lugar.

O lugar l é dito substituível se as condições a,b,c e d abaixo são satisfeitas.

a) $E \cap S = \emptyset$: Nenhuma transição pode, ao mesmo tempo, ser transição de entrada e transição de saída de um mesmo lugar. (O lugar não pode ser realimentado).

b) $\forall s \in S, \text{ALFA}(s,l) = m$, onde $m \in \mathbb{N}$

$\forall q \in (L - l), \text{ALFA}(s,q) = 0$

Toda transição de saída de l tem apenas um lugar de entrada (que é o próprio l) e os pesos dos arcos de saída de l são todos iguais a m .

c) $\forall e \in E, \exists K e \in \mathbb{N}$ tal que $\text{BETA}(e,l) = K \cdot m$

Todos os arcos de entrada do lugar l tem pesos mltiplos de m .

Observação: As condições acima implicam que, quando uma transição "e" de E é disparada, toda transição pertencente a S fica habilitada, mas apenas um número finito destas transições pode disparar em uma sequência de disparos.

d) $\forall s \in S, \exists q \in (L - l) / \text{BETA}(s,q) \neq 0$

Isto significa que ao menos uma transição de saída de l está ligada a algum outro lugar da rede.

Esta condição garante que uma rede não limitada não seja transformada em uma rede limitada, o que aconteceria caso uma

única transição de entrada de l fosse viva e esta condição não fosse observada.

A Fig. 2.20 apresenta o esquema de um lugar substituível onde:

$E = \{e1, e2\}$

$S = \{s1, s2, s3\}$

O lugar $l1$ é um lugar substituível.

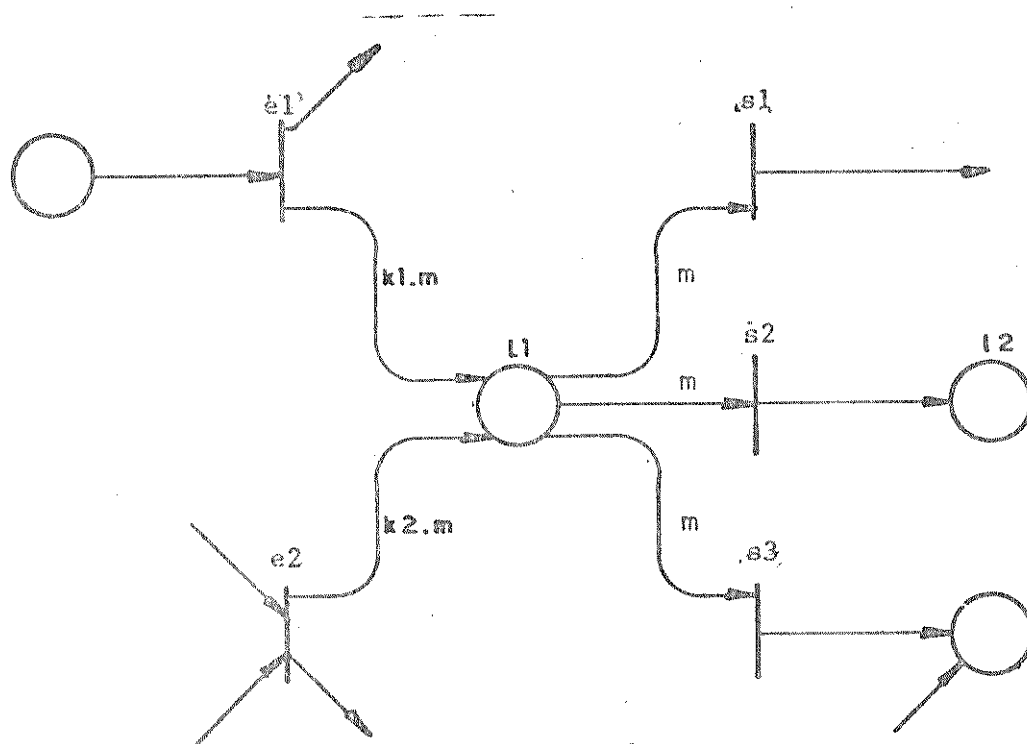


Fig. 2.20: ESQUEMA TÍPICO DE UM LUGAR SUBSTITUÍVEL.

2.4.1.2 - Substituição da Rede

O que realmente se faz é a substituição de um conjunto l, E, S por um conjunto de transições, de forma que as marcações obtidas pelo disparo das novas transições sejam idênticas aos disparos das diferentes combinações e_i, s_j, s_k retirando apenas as marcações relativas ao lugar suprimido. Assim todos os "caminhos" do grafo de marcações são conservados.

Por outro lado, se o lugar l contém senhas na marcação inicial a rede reduzida poderá conter várias marcações iniciais e as características da rede devem ser preservadas para cada uma destas marcações.

O cálculo do número de transições criadas (NTC) com a substituição do conjunto l, E e S pode ser feito da seguinte forma.

$$NTC = \sum_{i=1}^P \text{FUNC}(K_i, n) \quad \text{com } n = \dim \{E\} \\ p = \dim \{S\}$$

E $\text{FUNC}(K_i, n)$ é definido por:

$$\text{FUNC}(K_i, n) = \sum_{j=1}^n C_n^j \text{func}(K_i - j, j)$$

$$\text{e } \text{func}(0, i) = \text{func}(j, 1) = 1, \quad i, j \in \mathbb{N}^*$$

$$\text{func}(i, j) = 0 \quad \text{se } (i, j) \notin \mathbb{N}^2$$

Cada transição " e_i " é então substituída por um número igual a $\text{FUNC}(K_i, n)$ de transições tendo todas as mesmas funções de entrada de " e_i ". De fato K_i representa o número de disparos que

pode ocorrer após o disparo de "ei". Cada nova transição criada será a combinação das transições de saída do lugar 1, disparáveis após o disparo de "ei", obedecendo o número de disparos possíveis.

2.4.1.3 - Exemplo de Aplicação

Seja a rede de Petri da Fig. 2.21. Neste exemplo será considerado o lugar 15. Para este lugar tem-se:

$$E = \{t3, t4\} = \dim \{E\} = 2 = p$$

$$S = \{t5, t6\} = \dim \{S\} = 2 = n$$

$$K1 = 2, \quad K2 = 1$$

$$NTC = \sum_{i=1}^p \text{FUNC}(K_i, n) = \text{FUNC}(K1, 2) + \text{FUNC}(K2, 2)$$

Para $i=1$, e pela definição de $\text{FUNC}(K_i, n)$ tem-se:

$$\begin{aligned} \text{FUNC}(K1, n) &= C_1^1 \text{func}(2-1, 1) + C_2^1 \text{func}(2-2, 2) = \\ &= 2 \times 1 + 1 \times 1 = 3 \end{aligned}$$

Para $i=2$ tem-se

$$\text{FUNC}(K2, n) = C_1^2 \text{func}(1-1, 1) + C_2^2 \text{func}(1-2, 2) = 2 \times 1 + 0 = 2$$

$$\text{Assim, } NTC = 3 + 2 = 5$$

Serão então criadas 5 novas transições em substituição aos conjuntos de transições E, S e ao lugar 1.

No capítulo 3 será apresentado um algoritmo que permite generalizar as novas transições criadas gerando as linhas correspondentes das matrizes ALFA e BETA para cada transição do grupo E.

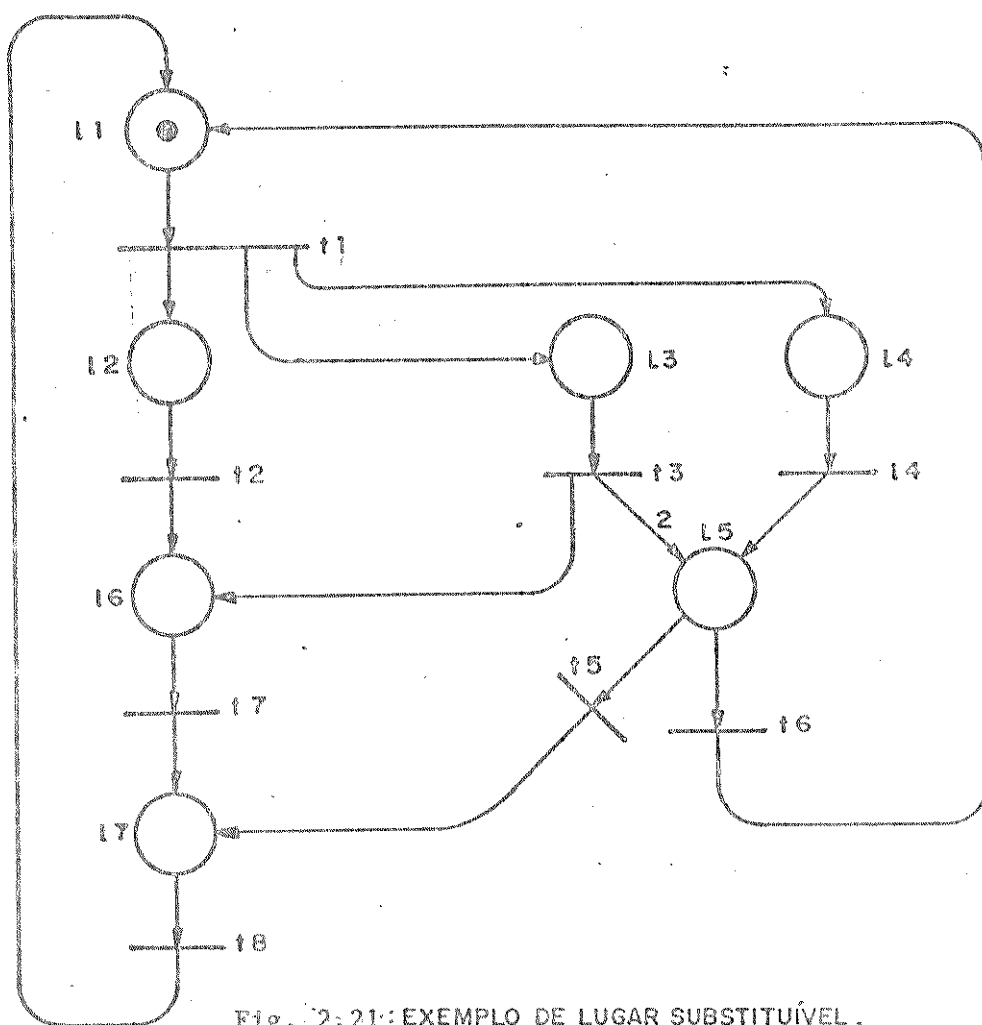


Fig. 2.21: EXEMPLO DE LUGAR SUBSTITUÍVEL.

2.4.2 - Lugares Implícitos (ou redundantes)

Um lugar é redundante se, para uma dada marcação inicial, ele não representa obstáculo para o disparo de qualquer transição da qual ele é lugar de entrada. Ou seja, o número de senhas contido no lugar (dito implícito ou redundante) é suficiente para permitir o disparo de suas transições de saída sempre que os outros lugares à estas transições possuírem senhas suficientes para habilitá-las.

A caracterização de um lugar implícito será feita a partir da estrutura da rede e da marcação inicial, em vez de se considerar as marcações decorrentes da rede, de forma a possibilitar a redução. A supressão destes lugares, portanto, nada modificaria o comportamento da rede.

Considere a rede de Petri da figura 2.22. É evidente que se o lugar 1 contém senhas ele nunca será um obstáculo para o disparo da transição t e os arcos que ligam 1 à t poderiam ser suprimidos. Entretanto, se 1 não contivesse senhas, a transição t nunca estaria habilitada a disparar. Seria então impossível suprimir da rede o lugar 1 assegurando a t a condição de viva no nível zero.

Seja, agora, a rede de Petri da figura 2.23. A marcação do lugar 1 nunca será obstáculo para o disparo das transições t_3 , t_4 e t_6 . Isto é verdadeiro pois a presença de uma senha em q_1 e q_2 ou a presença de duas senhas em q_3 (necessárias aos disparos das transições citadas anteriormente) indica que o lugar 1 contém ao menos uma senha. Assim, para a rede acima, a seguinte relação é válida:

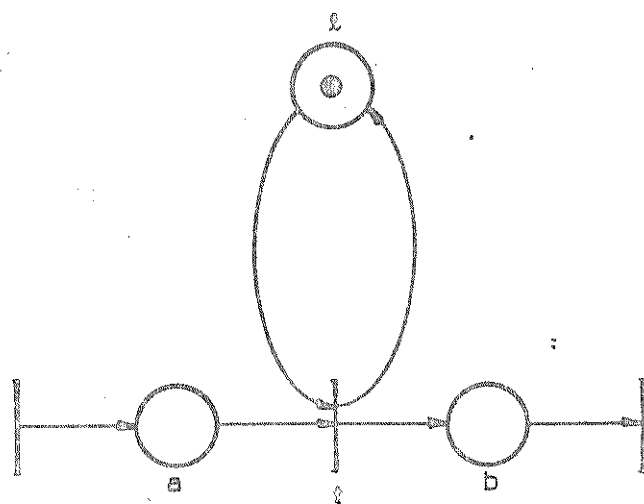


Fig. 2.22 - Exemplo de rede de Petri com lugar implícito

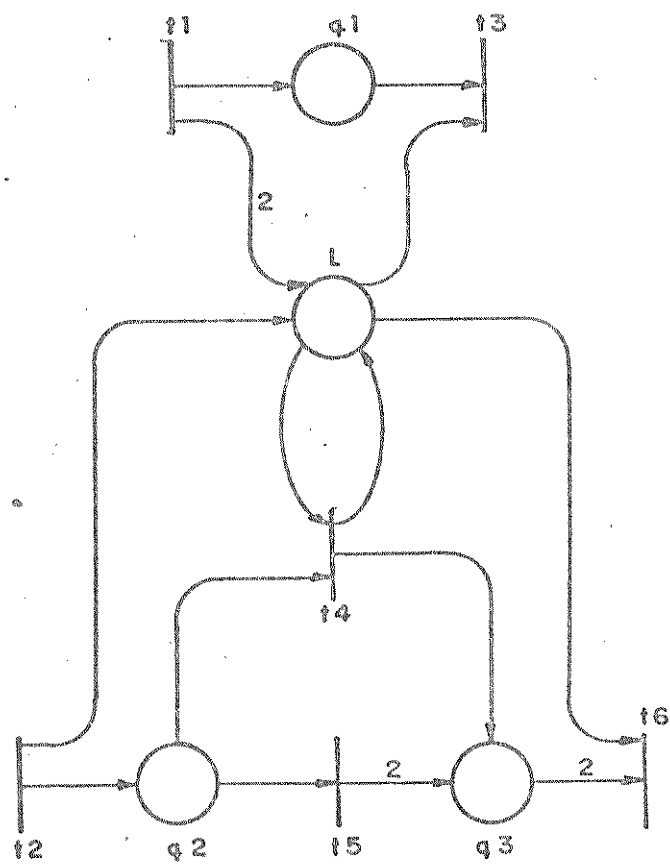


Fig. 2.23 - Exemplo de rede de Petri com lugar implícito.

$$M(l) \geq 2 M(q_1) + M(q_2) + 0.5 M(q_3), \text{ ou seja:}$$

$$2 M(l) \geq 4 M(q_1) + 2 M(q_2) + M(q_3)$$

É possível, portanto, estabelecer um limite inferior ao número de senhas contida em l com a ajuda dos lugares q_1 , q_2 e q_3 e de um vetor que irá ponderar a importância da presença de senhas nestes lugares e em l .

O sub-conjunto de L , $Q = \{q_1, q_2, q_3\}$ é chamado conjunto de referência do lugar implícito l .

Note que ao contrário do exemplo anterior, o lugar l não pode ser retirado sob pena de transformar uma rede não limitada em uma rede limitada (a sequência de disparos $[t_1, t_3]$ deixa uma senha em l , e se a rede é viva, ela é não limitada).

A seguir será apresentada a definição formal para lugares implícitos.

Definição 11: Lugar implícito

Seja uma rede de Petri $RP = (L, T, ALFA, BETA, MI)$.

O lugar l pertencente a L é implícito se existir.

- a) Um vetor V de inteiros não negativos de dimensão N_L e
- b) Um conjunto de lugares Q , eventualmente vazio, contido em $\{L-l\}$ tal que as três condições seguintes sejam observadas.

$$1) \forall M_0 \in MI, \exists bM_0 \in N / V(l) \cdot M_0(l) - \sum_{q \in Q} V(q) \cdot M_0(q) = bM_0$$

onde $N = \{0, 1, 2, \dots, \infty\}$

(Para toda marcação inicial MI , a diferença bM_0 entre a marcação ponderada de l e a soma das marcações ponderadas dos lugares pertencentes ao conjunto de referência Q é positiva.

$$2) \forall t \in T / V(1).ALFA(t,1) - \sum_{q \in Q} V(q).ALFA(t,q) = b't$$

onde $b't = \min \{ bM0 / M0 \text{ pertencente a MI} \}$

(Para toda transição t a diferença entre a marcação ponderada de 1 e a soma das marcações ponderadas dos outros lugares necessários ao disparo de t - lugares pertencentes à Q - não é superior à nenhuma outra marcação inicial).

$$3) \forall t \in T, \forall ct \in N / V(1).C(t,1) - \sum_{q \in Q} V(q).C(t,q) = ct$$

onde $N = (0, 1, 2, \dots, \infty)$

(Para o disparo de toda transição t a diferença ct entre o aumento - positivo ou negativo - da marcação ponderada de 1 e a soma dos aumentos das marcações ponderadas dos lugares pertencentes ao conjunto de referência Q é não negativo).

Este conjunto de equações será doravante denominado conjunto II de equações.

Observação: Se ct é zero para toda transição t pertencente a T , a rede é viva e limitada [2].

Note que ao contrário da regra anterior, relativa aos lugares substituíveis, é difícil de se detetar por simples exame do grafo os lugares implícitos.

A resolução destas equações conduz a um problema de programação linear em números inteiros cuja solução é longa. Serão então definidos dois casos particulares de lugares implícitos.

Definição 12 - Lugar identidade (ou lugar implícito que conduz um conjunto Q vazio)

Neste caso o conjunto de equações fica reduzido à:

$$1) \quad \forall M0 \in MI, M0 = bM0 \geq 0$$

$$2) \quad \forall t \in T, ALFA(t, l) = b't = \min\{bM0\}$$

$$BETA(t, l) - ALFA(t, l) = ct \geq 0$$

A figura 2.24 mostra um esquema típico de um lugar identidade. Nela temos que:

$$M0 = (x \ 0 \ 0 \ 0 \ 0), \quad M0(l) = x = 0$$

$$\text{Para } t1, ALFA(t1, l) = n \quad \text{Para } t2, ALFA(t2, l) = n$$

$$BETA(t1, l) = m \quad BETA(t2, l) = m$$

Para l ser um lugar identidade é necessário que:

$$x \geq n \quad m - n \geq 0 \rightarrow m \geq n$$

$$x \geq n' \quad m' - n' \geq 0 \rightarrow m' \geq n'$$

Definição 13 - Lugares idênticos

Um lugar idêntico é um lugar implícito por produzir um conjunto Q de dimensão 1, ou seja $Q = \{l'\}$.

Os lugares são idênticos quando as suas entradas e saídas preenchem os seguintes requisitos.

$$V(l) = V(l') = 1$$

Para todo M0 de MI, $M0(l) - M0(l') = bM0 \geq 0$, dado que,
para todo t de T, $ALFA(t, l) = ALFA(t', l)$

$$BETA(t, l) = BETA(t', l)$$

Neste caso o lugar l cuja marcação é a mais elevada para toda marcação M0 de MI poderá ser simplificado.

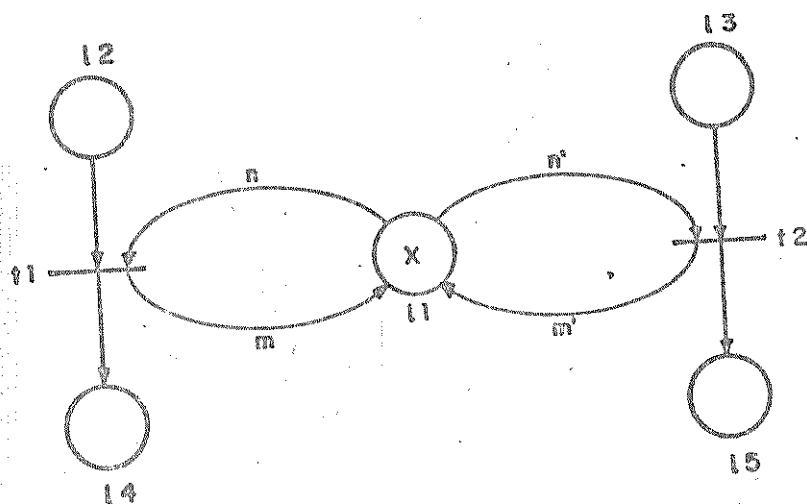
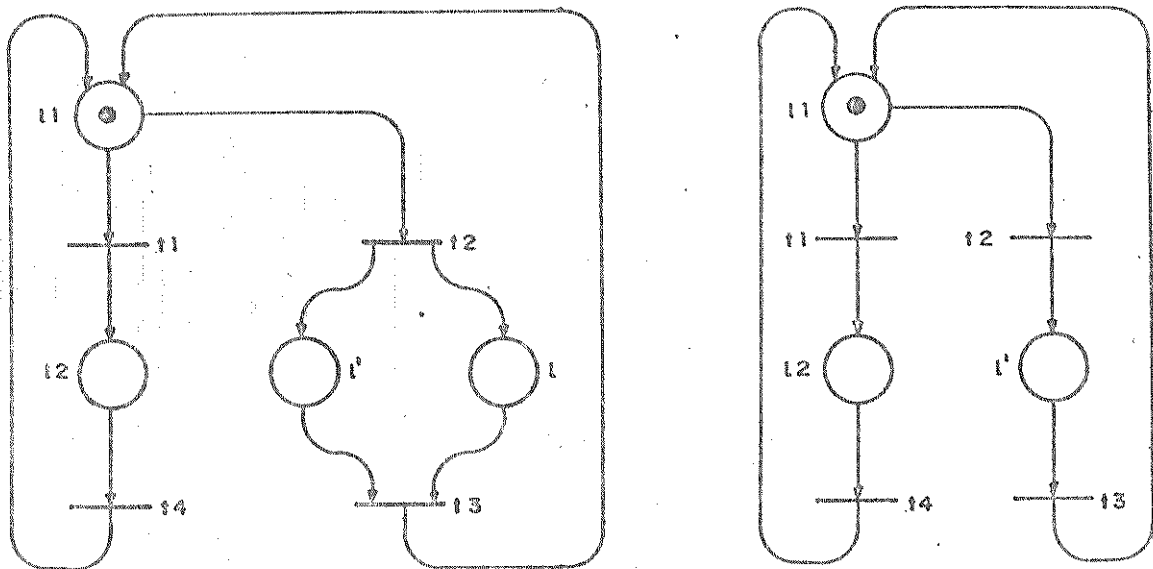


Fig. 2.24 - Esquema típico de um lugar identidade

2.4.2.1 - Simplificação de um lugar implícito

Um lugar implícito pode ser suprimido. Entretanto, se existir algum ct não nulo, uma rede não limitada passará a ser limitada, se pelo menos uma das transições de entrada for viva.

No exemplo da figura 2.25 o lugar l é implícito em relação à $Q(l')$, mas não é idêntico a l' .



(a) O lugar l é um lugar implícito com relação à l'
(Rede não Limitada)

(b) Rede reduzida de (a)
(Rede Limitada)

Fig. 2.25 - Simplificação de um lugar implícito

2.4.3 - Transição identidade e Transição idêntica

Definição 14 : Transição identidade

Seja uma rede de Petri $RP = (L, T, ALFA, BETA, MI)$. Uma transição t de T é uma transição identidade se e somente se:

$$\forall l \in L, ALFA(t, l) = BETA(t, l)$$

Está claro que o disparo de uma transição deste tipo não modifica a marcação da rede. A supressão desta transição não modifica em nada o conjunto de marcações decorrentes. Entretanto,

ela só poderá ser suprimida se ela não modificar a característica de não vivacidade da rede. Para que isto não aconteça é suficiente provar que as condições abaixo são satisfeitas:

$$\exists t' \in T / \forall l \in L, \text{BETA}(t, l) = \text{BETA}(t', l) \leq \text{ALFA}(t', l)$$

$$\exists t'' \in T / \forall l \in L, \text{BETA}(t, l) = \text{ALFA}(t, l) \leq \text{ALFA}(t'', l)$$

Pois se t for viva no nível 0, ela não será a única transição da rede com esta característica e pode portanto ser suprimida sem que a característica de não vivacidade da rede seja perdida.

No exemplo da figura 2.26 a transição t_2 é uma transição identidade e pode ser suprimida.

$$\text{pois: } \forall l \in L, \text{BETA}(t_2, l) = \text{ALFA}(t_2, l)$$

A rede reduzida da transição t_2 é apresentada na Fig. 2.27.

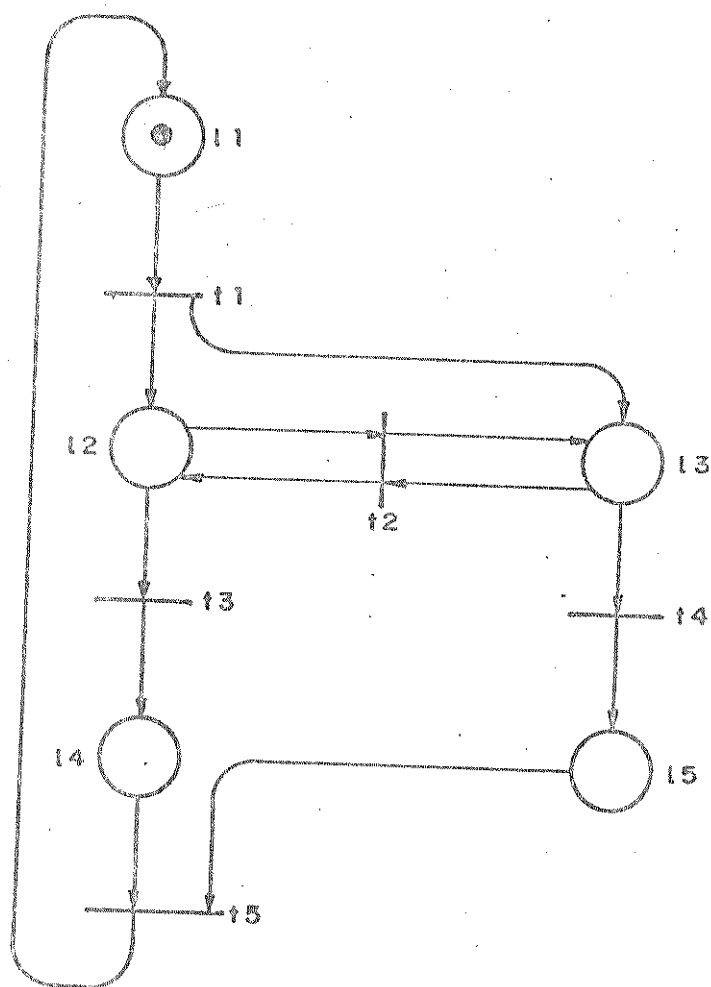


Fig. 2.26: EXEMPLO DE TRANSIÇÃO IDENTIDADE.

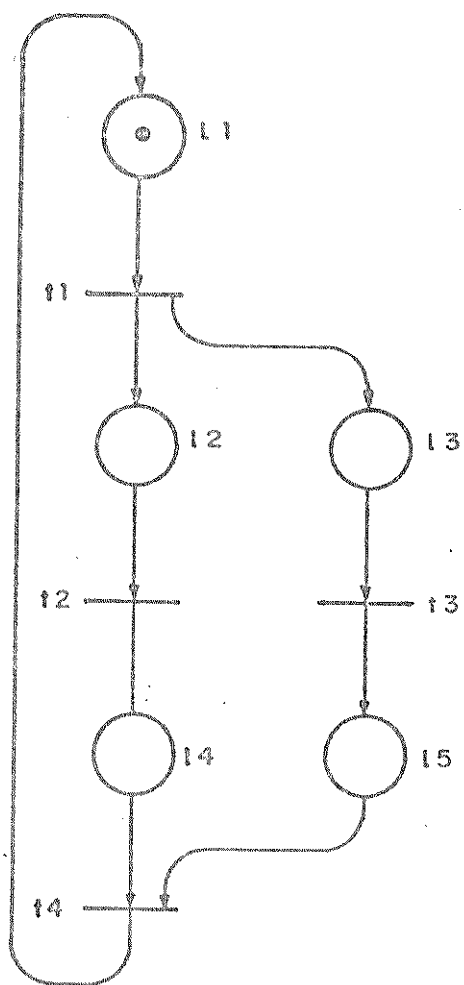


Fig. 2.27 : REDE REDUZIDA DA FIGURA 2.26

Definição 15 - Transição Idêntica

Seja a rede de Petri $RP = (L, T, ALFA, BETA, MI)$. Duas transições são ditas idênticas se e somente se elas possuem as mesmas funções de entrada e as mesmas funções de saída, ou seja:

$$\forall l \in L, ALFA(t, l) = ALFA(t', l)$$

$$BETA(t, l) = BETA(t', l)$$

As transições idênticas se traduzem na representação matricial por linhas idênticas das matrizes ALFA e BETA.

Neste caso, qualquer uma das duas transições podem ser suprimidas. Da mesma forma, em um conjunto $\{t_i, \dots, t_j\}$ de transições idênticas apenas uma delas deverá ser conservada na rede.

No exemplo da figura 2.28, as transições t_2 , t_3 são idênticas, e portanto uma delas pode ser suprimida. A figura 2.29 mostra a rede da fig. 2.28 reduzida.

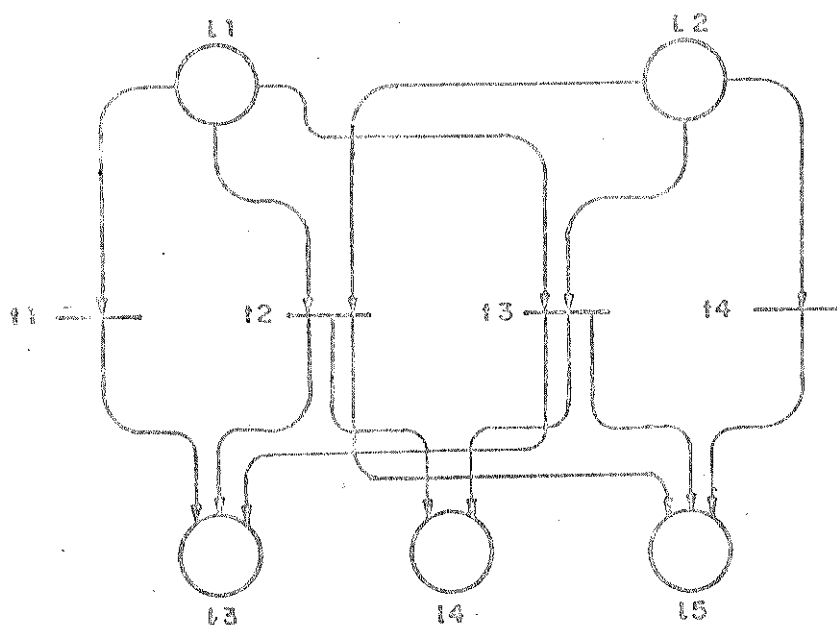


Fig. 2.28 EXEMPLO DE TRANSIÇÃO IDÊNTICA

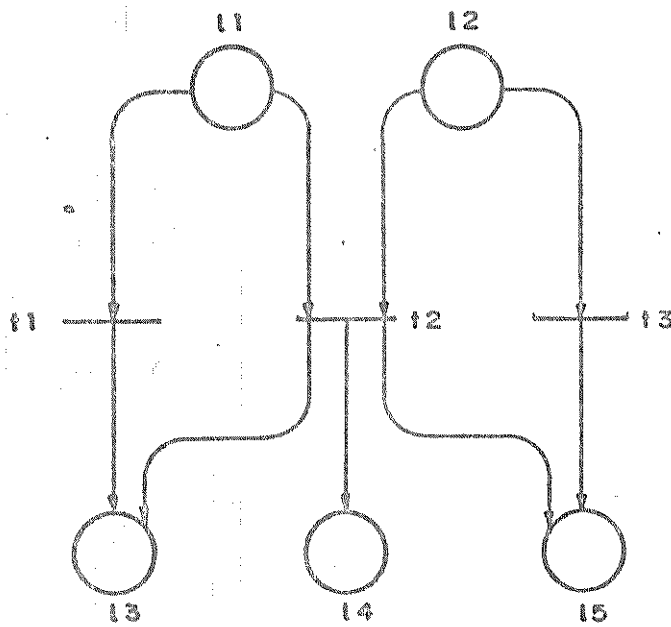


Fig. 2.29: REDE REDUZIDA DA FIGURA 2.28

2.4.4 - Propriedades da Rede Reduzida

A rede reduzida apresenta as seguintes relações de correspondência entre suas propriedades [3].

Rede inicial	-	Rede reduzida
viva	↔	viva
limitada	→	limitada
limitada	← (*)	limitada
segura	↔	segura

Na característica limitada, a reciprocidade (*) não é sempre verdadeira.

Entretanto, uma vez determinada a característica de não vivacidade da rede, esta característica pode ser memorizada através de uma variável lógica. Realizada a redução nesta rede é possível analisá-la quanto a sua vivacidade o que seria impossível anteriormente pois esta análise utiliza a máquina de senhas cujo número de marcações seria infinito. [3].

2.5 - CONCLUSÕES

Neste capítulo foram apresentadas as definições de rede de Petri clássica, as suas principais propriedades e a técnica de redução da rede. Todos estes conceitos foram colocados em uma representação numérica visando as suas implementações em um computador.

A teoria de rede de Petri que foi apresentada neste capítulo não é exaustiva nem completa, mas o suficiente para a aplicação na validação de protocolos de comunicação.

CAPÍTULO 03

ANALISADOR AUTOMATICO DE REDE DE PETRI

3.1 - INTRODUÇÃO

Neste capítulo é discutido o analisador automático de rede de Petri que foi implementado no sistema 700 da Prológica. O analisador é capaz de calcular, à partir de uma dada estrutura de rede de Petri, todas as marcações decorrentes da marcação inicial, elaborar a máquina de senha, verificar as propriedades clássicas de rede de Petri e fazer análise de redução. Tanto a estrutura de programa do analisador como os algoritmos implementados são discutidos em detalhes.

3.2 - Tabela de Marcações

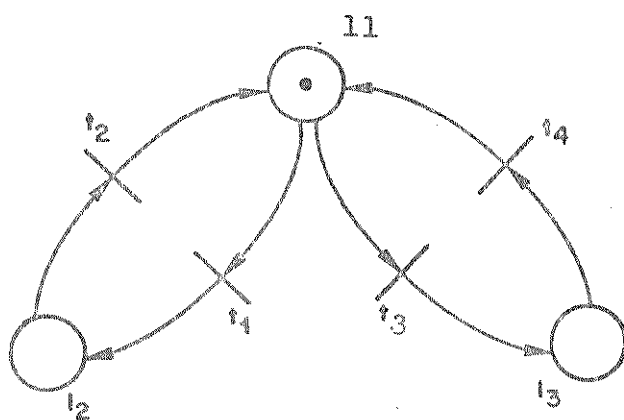
Como foi definido no capítulo 2 (Definição 3.2), o conjunto de marcações decorrentes são todas as marcações obtidas a partir da marcação inicial M_0 . A tabela de marcações é uma tabela contendo a marcação inicial e todas as marcações decorrentes e pode ser obtida pelo algoritmo explicado a seguir com o auxílio de um exemplo de rede de Petri.

Seja a rede de Petri da Fig. 3.1. A marcação inicial é admitida $M_0 = (1,0,0)$.

Utilizando-se a definição 6 (cap.2) e a matriz de incidência verifica-se quais são as transições habilitadas. No exemplo da Fig. 3.1 apenas as transições t_1 e t_3 são habilitadas na marcação inicial.

Seleciona-se, a seguir, uma dessas transições habilitadas (no exemplo t_1 ou t_3) e utilizando-se definição 7 (cap.2) calcula-se a marcação decorrente do disparo da transição escolhida. No exemplo, se a transição selecionada for t_1 a marcação decorrente ao seu disparo é $M_1 = (0,1,0)$. Compara-se esta marcação com todas as outras já existentes na tabela (observe que neste estágio só existe a marcação inicial). Se esta marcação já estiver presente na tabela ela é desconsiderada, caso contrário ela é inserida na tabela de marcações.

Para o exemplo dado a tabela de marcações, neste estágio contém duas marcações: M_0 e M_1 .



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

a)
 Figura 3.1 - Exemplo de rede de Petri

(a) Rede Petri (b) Matriz de Incidência.

Repetindo-se o processo para transição t_3 também habilitada em M_0 obtem-se a marcação $(0,0,1)$ que por ser diferente das outras duas existentes também será inserida na tabela representando a marcação M_2 .

O próximo passo é verificar para a marcação M_1 quais são as transições habilitadas e repete-se o processo, feito para a marcação M_0 . A seguir repete-se o mesmo processo para a marcação M_2 e assim para todas as novas marcações inseridas na tabela.

A Fig.3.2 mostra o fluxograma do algoritmo proposto, e a Fig. 3.3 mostra o processamento passo-a-passo deste algoritmo para o exemplo da Fig. 3.1 agora com a marcação inicial $M_0 = (2,0,0)$.

O processo descrito anteriormente terá fim se a rede de Petri analisada é uma rede limitada. Se ela é uma rede não limitada a tabela terá infinitas marcações e o processo terá que ser interrompido por alguma ação externa. Torna-se assim, imprescindível um eficiente algoritmo para verificação da propriedade da limitabilidade da rede sem a necessidade de se calcular todas as marcações decorrentes. Tal algoritmo é apresentado na seção a seguir.

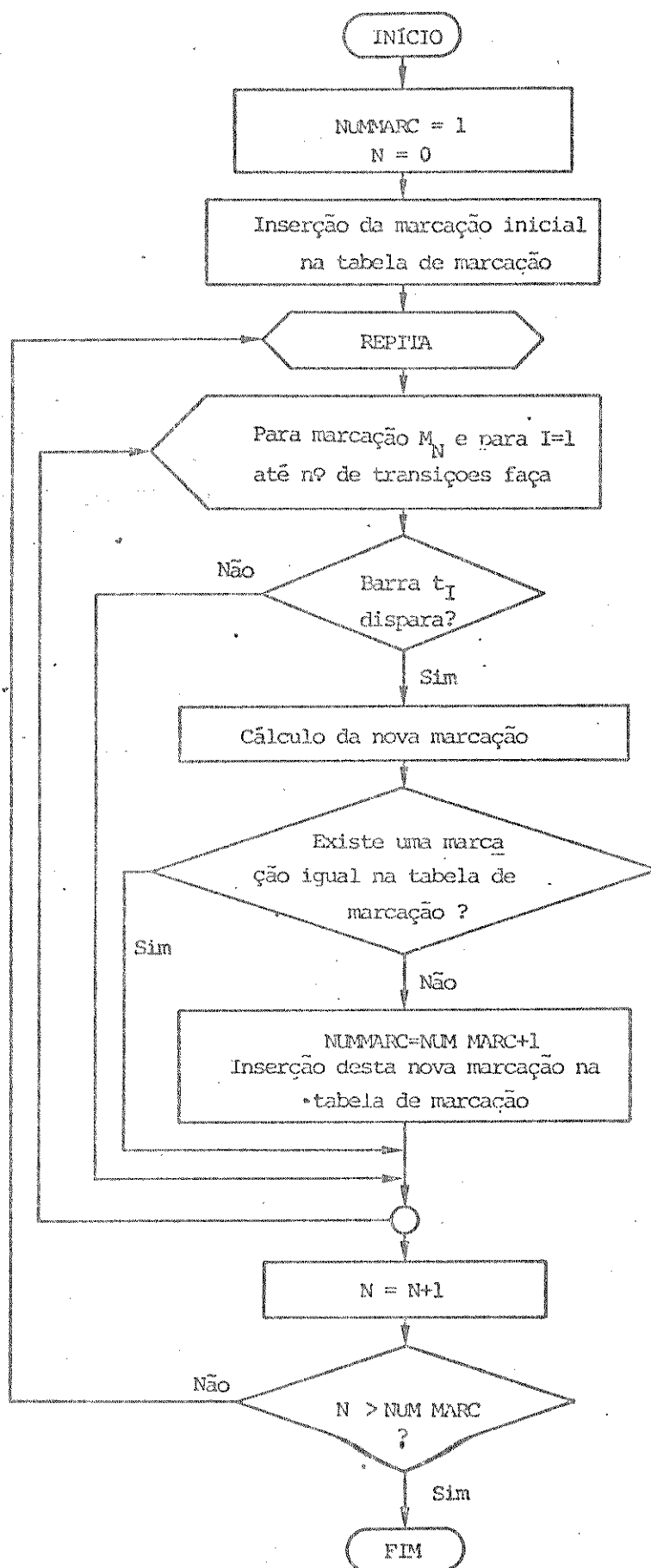


Figura 3.2 - Fluxograma do algoritmo para cálculo da tabela de marcação

N	Marcação (M_N)	Barra que Dispara	Nova Marcação	NUM-MARC	Tabela de Marcações
	l_1 l_2 l_3		l_1 l_2 l_3		l_1 l_2 l_3
	-	-	-	0	2 0 0
0	2 0 0	t_1	1 1 0	1	1 1 0
		t_3	1 0 1	2	1 0 1
1	1 1 0	t_1	0 2 0	3	0 2 0
		t_2	2 0 0	(M0)	
		t_3	0 1 1	4	0 1 1
2	1 0 1	t_1	0 1 1	(M4)	
		t_3	0 0 2	5	0 0 2
		t_4	2 0 0	(M0)	
3	0 2 0	t_2	1 1 0	(M1)	
4	0 1 1	t_2	1 0 1	(M2)	
		t_4	1 1 0	(M1)	
5	0 0 2	t_4	1 0 1	(M2)	
6	(N > NUM. MARC $\Rightarrow$ FIM).				

Fig. 3.3 - Obtenção da tabela de marcações do exemplo de Rede de Petri da Fig. 3.1, pelo algoritmo da Fig. 3.2 com marcação inicial M0 = (2,0,0).

3.3. - Limitabilidade

Em uma rede de Petri limitada o número de senhas em qualquer lugar, para qualquer marcação, não deve ultrapassar o valor "n" estabelecido a-priori.

Definição 3.1 - Árvore de Marcações Acessíveis

Proposta por Peterson [1], a árvore de marcações

acessíveis (reachability tree) é uma técnica utilizada para representar todas as marcações decorrentes a partir de uma marcação inicial utilizando o conceito de árvore.

As marcações são representadas pelos nós dessa árvore. Os nós são ligados por arcos orientados, rotulados com a transição cujo disparo alterou a marcação.

Definição 3.2 - Ramo ascendente. [1]

O ramo ascendente de uma marcação M é o conjunto de marcações, na árvore de marcações acessíveis, que gera a marcação M . Por exemplo, na árvore de marcações acessíveis da Fig. 3.4 o ramo ascendente da marcação M_5 é o conjunto de marcações $\{M_3, M_1, M_0\}$, o ramo ascendente de M_7 é o conjunto $\{M_4, M_1, M_0\}$ e assim por diante.

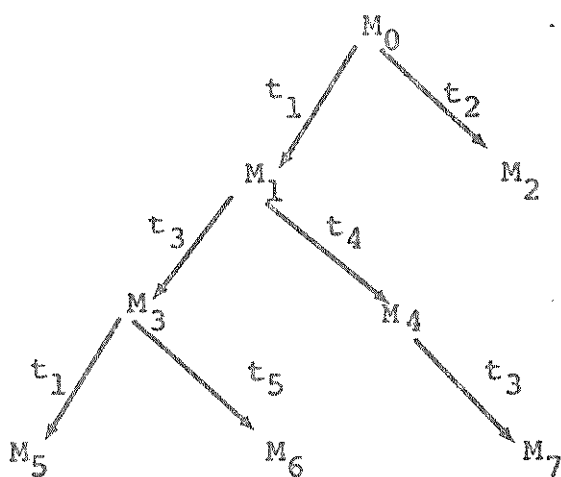


Figura 3.4 - Árvore de marcações acessíveis.

Teorema 3.1 - [1] [3]

Sejam as marcações M e $M' \in \{M_0\}$.

Se a marcação M' é superior a M ($M' > M$) e M pertence ao ramo ascendente de M' , então a rede de Petri é não limitada.

Prova: Como M pertence ao ramo ascendente de M' , então M' sucede M . Logo existe uma sequência de disparos, à partir de M , que leva à $M' > M$.

Essa sequência é também disparável à partir de M' (como M' é superior a M , não houve nenhuma remoção de senhas na sequência de disparos) conduzindo à $M'' > M'$ e assim por diante.

Nessas condições podemos escrever:

$$M' = M + (M' - M) = M + \Delta$$

$$M'' = M' + \Delta = M + 2\Delta$$

...

...

...

etc.

Isto significa que o número de senhas de um certo lugar (ou lugares) cresce indefinidamente.

Desse modo, para verificar a propriedade de limitabilidade, é necessário para cada nova marcação testar se aquela marcação é superior às outras marcações do seu ramo ascendente. Se a marcação for superior, podemos afirmar que a rede é não limitada.

Uma alternativa para representar a marcação dos lugares onde o número de senhas cresce indefinidamente [1] é a de se representar a marcação desses lugares com um símbolo especial " w ". Ou seja, para uma constante " a ", define-se:

$$w + a = w$$

$$w - a = w$$

$$a < w$$

$$w \leq w$$

Utilizando-se a alternativa de se representar a marcação dos lugares onde o número de senhas cresce indefinidamente pelo símbolo "w", a Árvore de Marcações Acessíveis será sempre limitada. Portanto se nesta árvore o símbolo "w" aparecer a rede será não limitada, caso contrário a rede será limitada.

Assim, o algoritmo representado pelo fluxograma da Fig. 3.2 pode ser modificado de forma a construir uma tabela limitada de marcações decorrentes mesmo para rede de Petri não limitadas.

3.4 - Máquina de Senhas

A máquina de senha pode ser colocada na forma de tabela, como mostra a Fig. 3.5, onde está representada a máquina de senha do exemplo da Fig. 3.2, com marcação inicial $M_0 = (2,0,0)$ e que deve ser interpretada da seguinte forma:

- a partir de uma marcação, por exemplo M_2 , as transições que disparam são t_1 , t_3 e t_4 . Nessa marcação, o disparo da transição t_1 leva a rede à Marcação M_4 , o disparo de t_3 leva à marcação M_5 e o disparo de t_4 leva à M_0 .

<u>Marcação</u>	<u>Máquina de Senha</u>			
M_0	$t_1:M_1$	$t_3:M_2$	0	: 0
M_1	$t_1:M_3$	$t_2:M_0$	t_3	: M_4
M_2	$t_1:M_4$	$t_3:M_5$	t_4	: M_0
M_3	$t_2:M_1$	0	: 0	0 : 0
M_4	$t_2:M_2$	$t_4:M_1$	0	: 0
M_5	$t_4:M_2$	0	: 0	0 : 0

Figura 3.5 - Máquina de senha para a rede da Fig. 3.1 com $M_0 = (2,0,0)$.

A Fig. 3.6 mostra o fluxograma para a construção da tabela de marcações (agora contendo a análise de limitabilidade da rede de Petri e associando um símbolo "w" na marcação dos lugares onde o número de senhas cresce indefinidamente) e para a construção da máquina de senhas.

Nesse fluxograma, para uma dada marcação, a matriz "MATRIZ_BARRA" contém os números das transições habilitadas nesta marcação e a matriz "MATRIZ_MARCAÇÃO" contém os números das marcações decorrentes dos disparos destas transições.

A variável "DISPAROS_MAXIMOS" presente neste fluxograma significa o maior número de transições habilitadas em uma mesma marcação. Foi colocado este limite uma vez que para os protocolos de comunicação estudados, o número de transições habilitadas é bastante inferior ao número de transições da rede.

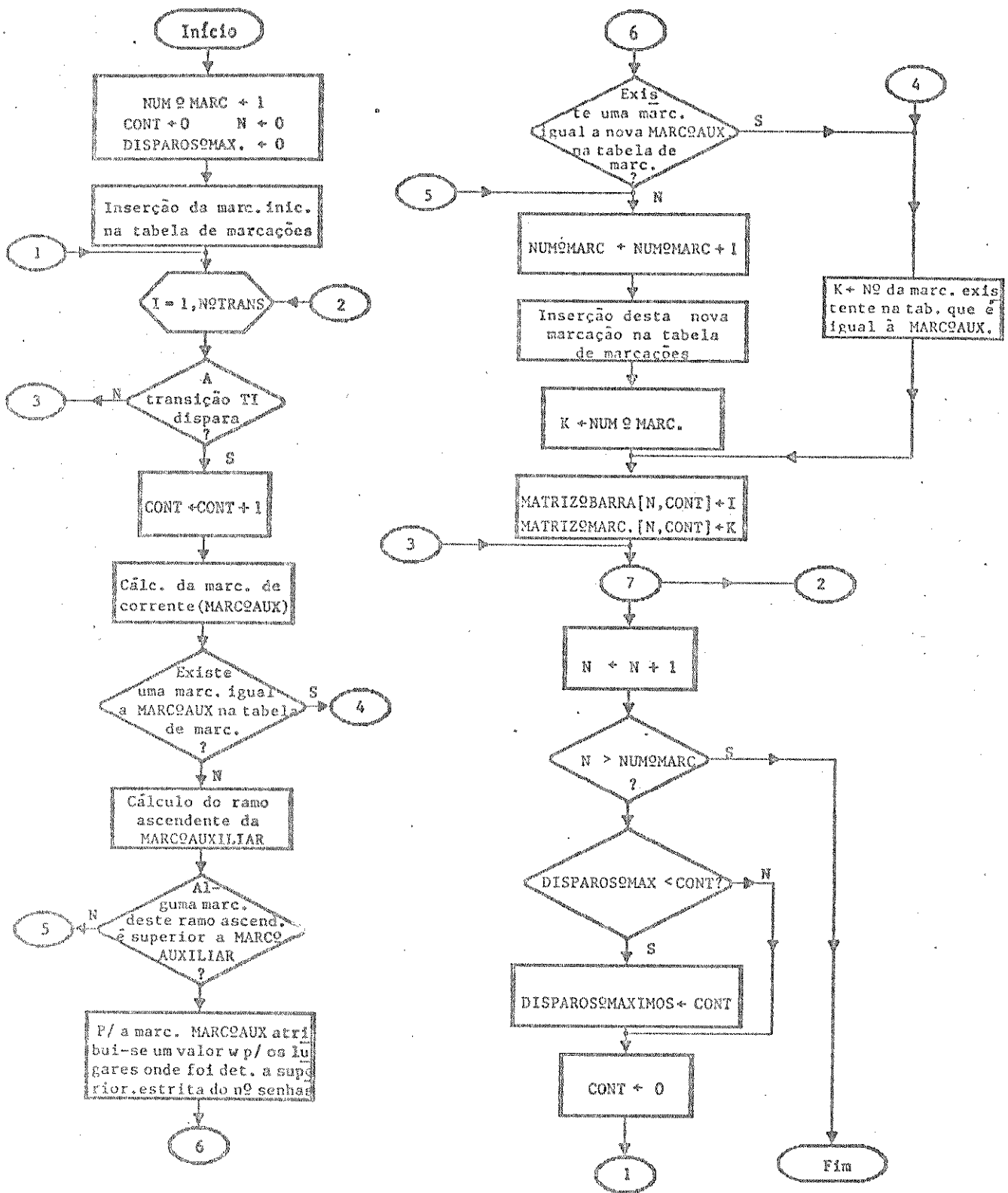


Fig. 3.6 - Fluxograma para construção da tabela de marcações e da máquina de senhas, contendo a análise da limitabilidade da rede de Petri.

Nas matrizes "MATRIZ_BARRA" e "MATRIZ_MARCAÇÃO" deste fluxograma quando o número de transições habilitadas para uma dada marcação for inferior à "DISPAROS_MAXIMOS" os elementos vazios das matrizes serão preenchidos com o valor "-1".

3.5 - Reiniciabilidade

Como visto no capítulo 2, uma rede de Petri é reiniciável se para cada marcação $M \in \{M_0\}$ existir uma sequência de disparos que a leva de volta à marcação inicial.

Um algoritmo para verificação desta propriedade pode ser implementado com o auxílio da máquina de senhas. Será utilizado, para apresentação deste algoritmo o exemplo de rede de Petri da Fig. 3.1, cuja tabela de marcações e máquina de senha para a marcação inicial $M_0 = (2,0,0)$ estão representadas nas Figs. 3.3 e 3.5 respectivamente.

Observando a figura 3.5, pode-se verificar que para a marcação M_1 , as transições habilitadas a disparar são t_1 , t_2 e t_3 . O disparo de t_2 leva a M_0 , que é a marcação inicial. Assim, pode-se concluir que existe uma sequência de disparos (sequência $[t_2]$) que partindo de M_1 leva de volta à marcação inicial, M_0 . Logo, a marcação M_1 é reiniciável. Sob este mesmo procedimento pode-se constatar que a marcação M_2 é reiniciável, pois, a partir dessa marcação o disparo da transição t_4 leva à marcação inicial M_0 .

Desse modo, nesse exemplo têm-se que as marcações M_1 e M_2 são marcações que voltam à marcação inicial. Para as outras marcações basta verificar se há disparos que levam às marcações

M1, M2 ou a própria marcação inicial M0.

Utilizando-se esse procedimento, pode-se verificar a propriedade da reiniciabilidade da rede. No exemplo dado a rede é reiniciável, pois as marcações M3, M4 e M5 também retornaram a marcação inicial M0.

A Fig. 3.7 mostra o fluxograma para a verificação da reiniciabilidade de uma rede de Petri implementado no microcomputador.

Para esta verificação utilizou-se um vetor auxiliar "VET_REINIC", do tipo booleano que guarda a informação de uma marcação ser ou não reiniciável.

3.6 - Vivacidade

Uma transição t_i é viva se a partir de uma marcação qualquer for possível atingir uma marcação para a qual a transição t_i é habilitada. Uma rede de Petri é viva se todas as transições da rede são vivas.

Para verificação dessa propriedade, as redes de Petri podem ser divididas em dois casos: rede de Petri reiniciáveis e não reiniciáveis.

3.6.1 - Redes de Petri Reiniciáveis

Quando a rede de Petri for reiniciável e todas as transições forem potencialmente disparáveis, a rede é viva.

Isso pode ser verificado com a ajuda da árvore de marcações acessíveis. Para o exemplo da Fig. 3.1, a Fig. 3.8 mostra a árvore de marcações para $M_0 = (2,0,0)$.

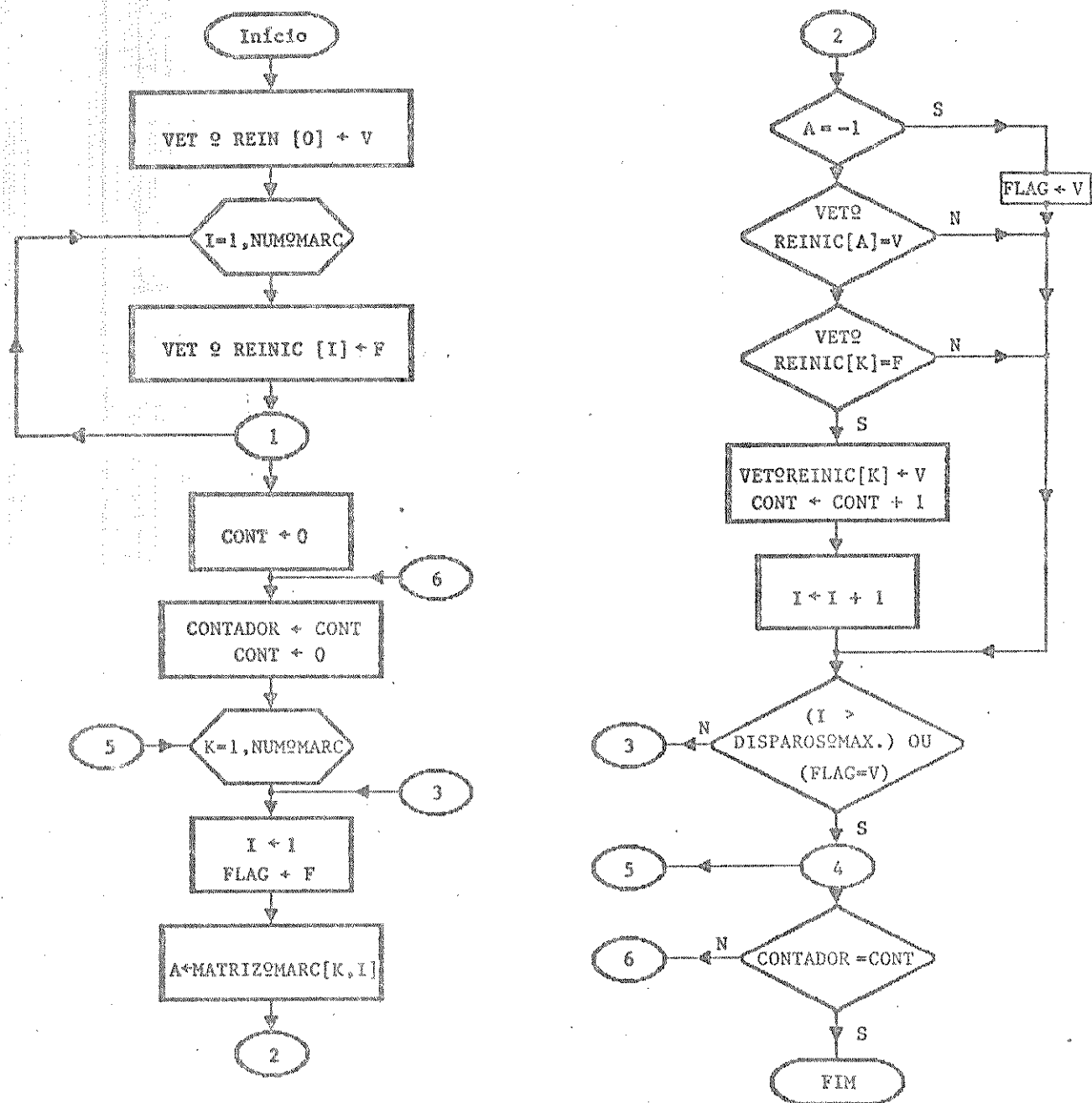


Fig. 3.7 - Fluxograma para verificação da propriedade de reiniciabilidade da rede de Petri.

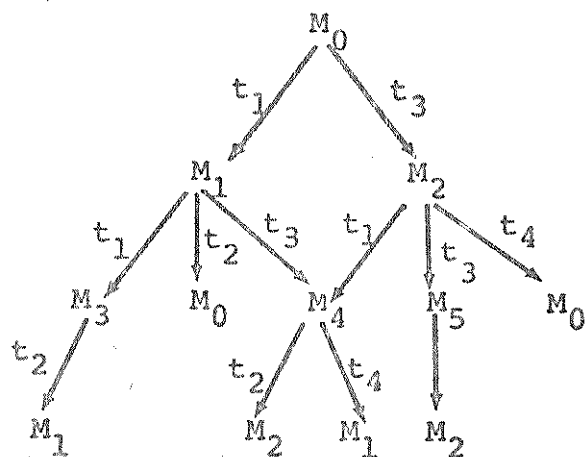


Figura 3.8 - Árvore de marcações acessíveis.

Pode-se verificar pela árvore da figura 3.8 que qualquer marcação volta ao estado inicial M_0 e portanto a rede é reiniciável. Além disso, por inspeção, pode-se afirmar que todas as transições da rede de Petri da Fig. 3.1 são potencialmente disparáveis, uma vez que todas elas estão presentes na árvore. Desse modo, a partir de uma marcação qualquer existe uma sequência de disparos que leva uma determinada transição a disparar.

Para verificação da propriedade de vivacidade dentro da classe de redes de Petri reiniciáveis, basta examinar se todas as transições da rede são vivas, ou seja, se elas são potencialmente disparáveis.

O fluxograma da Fig. 3.9, mostra um algoritmo para testar se todas as transições são potencialmente disparáveis.

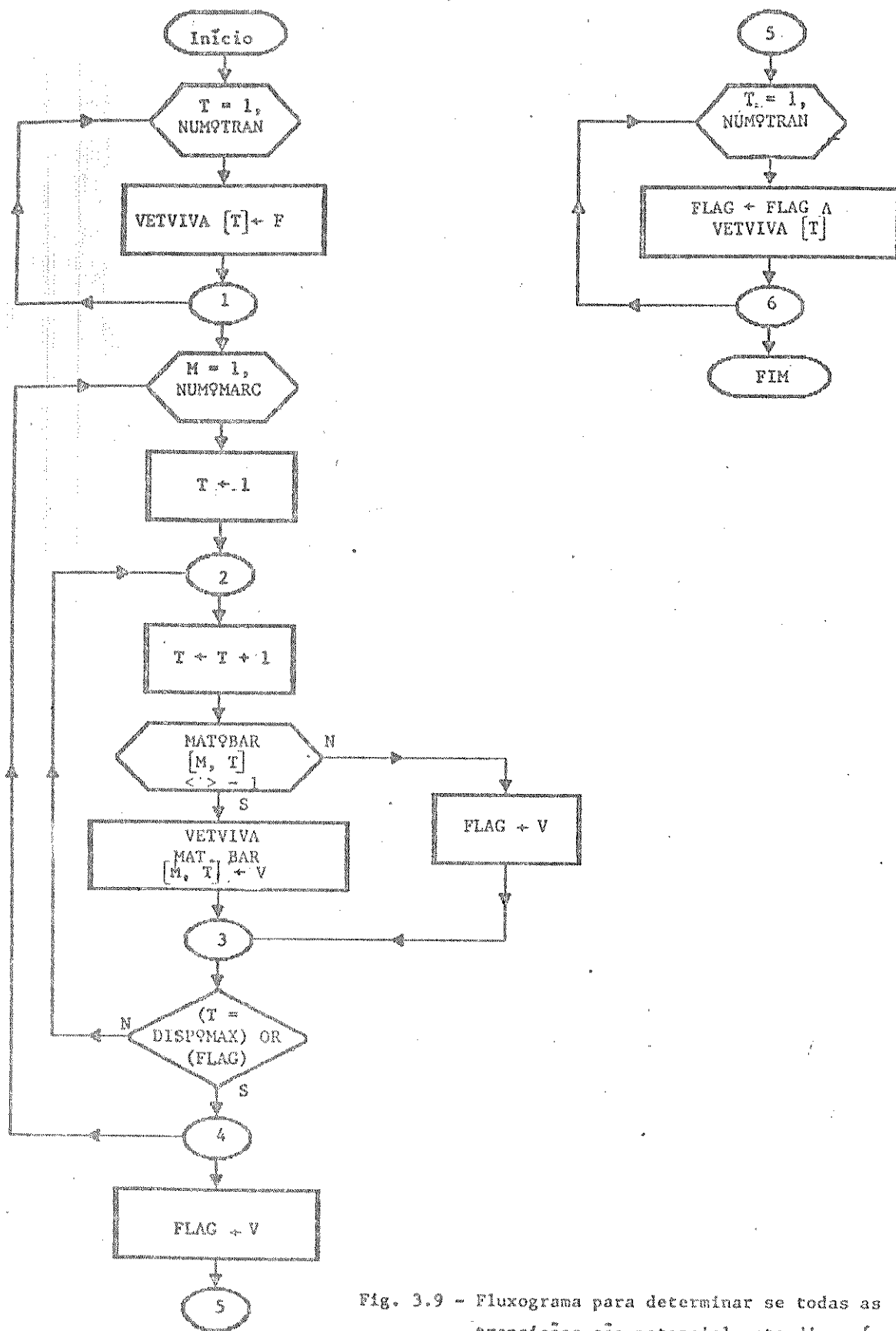


Fig. 3.9 - Fluxograma para determinar se todas as transições são potencialmente disponíveis.

Neste fluxograma as variáveis DISP_MAX e NUM_TRAN representam respectivamente o número de disparos máximos para uma mesma marcação e o número de transições existentes na rede. Se a variável "FLAG" for verdadeira no final do processamento, significa que todas as transições da rede são potencialmente disparáveis.

3.6.2 - Rede de Petri não Reiniciáveis

Definição 3.3 - Máquina de senhas fortemente conexa:

Uma máquina de senhas é chamada fortemente conexa se existir, para duas marcações quaisquer i e j consideradas nessa ordem, um caminho com início em i e com término em j .

Uma máquina de senhas qualquer S de X marcações pode ser dividida em várias sub-máquinas de senhas com $X_1, X_2, \dots, X_q$ marcações cada uma. As sub-máquinas de senhas $S_1, S_2, \dots, S_q$ de S geradas respectivamente pelos $X_1, X_2, \dots, X_q$ que são fortemente conexas individualmente, são chamadas componentes fortemente conexos (abreviação: C.F.C.).

Seja por exemplo a máquina de senha mostrada da Fig. 3.10(a). Observação: As transições que aparecem junto aos arcos de ligação entre as marcações da Fig. 3.10 são chamadas rótulos dos arcos).

Os subconjuntos fortemente conexos, ao exemplo dado são três: $X_1 = \{M_1, M_2, M_3, M_4, M_5\}$

$X_2 = \{M_7, M_8\}$

$X_3 = \{M_6\}$

As submáquinas de senha geradas por esses subconjuntos são mostradas na Fig. 3.10(b).

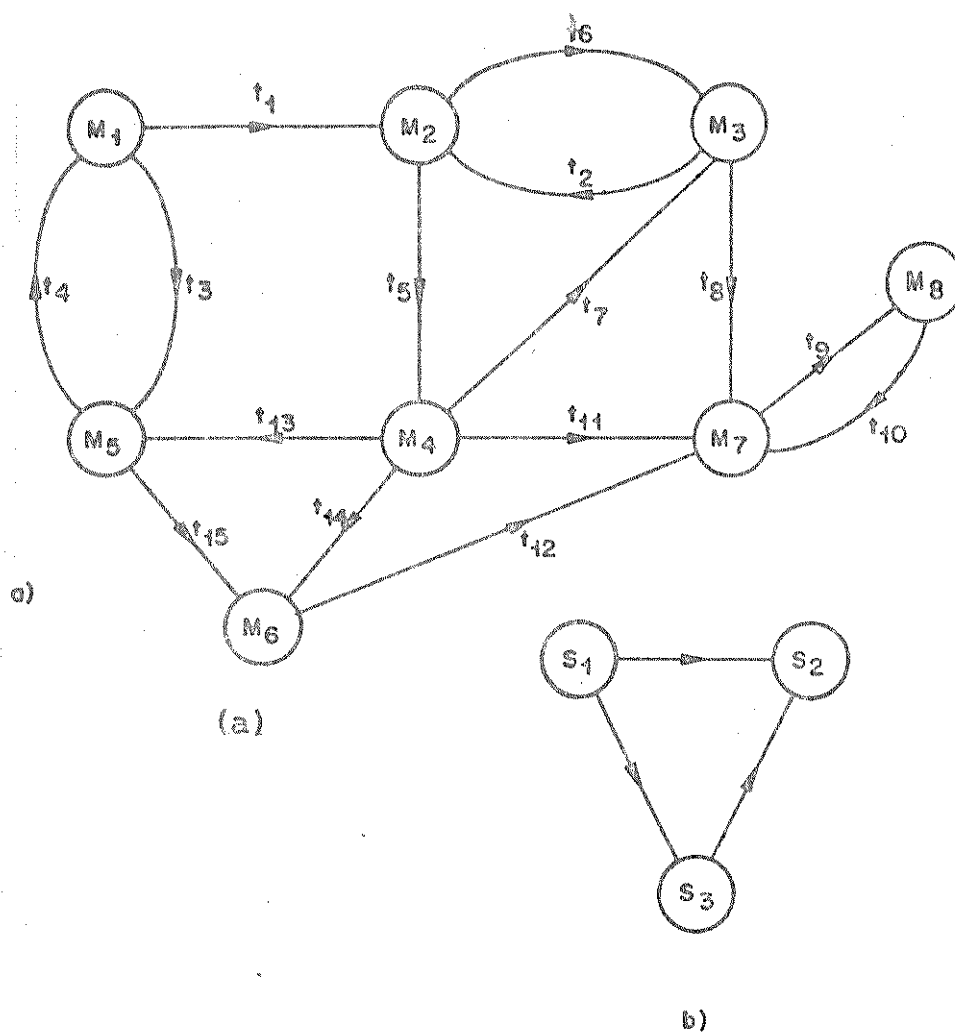


Figura 3.10 - Exemplo: (a) - Máquina de senha; (b) Componentes fortemente conexas (C.f.C).

Teorema 3.2

Uma rede de Petri limitada, reiniciável ou não, e com uma marcação M_0 é viva para esta marcação, se e somente se cada transição da rede é pelo menos uma vez rótulo de um arco de pelo menos um dos componentes fortemente conexos e ainda, se existirem arcos que se dirigem dos componentes fortemente conexos, que não contém todas as transições, aos componentes que as contém.

Prova: Sejam $S = \{S_1, \dots, S_q\}$ o conjunto dos componentes fortemente conexos e $F = \{F_1, \dots, F_i\}$, $i \leq q$, um subconjunto de S , tal que os componentes de F contenham todas as transições da rede. Portanto, as sub-máquinas de senhas de F são possíveis de disparar toda e qualquer transição da rede.

Além disso, como os outros componentes de S têm arcos que se dirigem aos componentes de F , podemos dizer que a partir de qualquer marcação é possível disparar uma transição qualquer. Portanto, a rede é viva.

Por outro lado, se a rede é viva então a partir de qualquer $M \in \{M_0\}$ toda transição da rede deve ser disparável. Como a rede em questão é limitada o número de marcações acessíveis da rede é finito. Dessa maneira a máquina de senhas pode ser subdividida em subconjuntos de componentes fortemente conexos. Como a rede é viva um desses componentes fortemente conexos contém nos seus arcos pelo menos uma vez o rótulo de cada transição. Além disso existe sempre um caminho de outros componentes fortemente conexos a este CFC. Assim a partir de uma marcação qualquer que está em um dos CFCs que não contém todas as transições é possível alcançar o CFC que as contém.

Portanto o teorema 3.2 é uma condição necessária e suficiente para que uma rede de Petri seja viva.

No exemplo da Fig. 3.10, a rede é não viva pois os arcos de nenhum dos componentes fortemente conexos S_1 , S_2 e S_3 são rotulados com todas as transições da rede.

O fluxograma do algoritmo para a verificação da propriedade de vivacidade baseado no teorema 3.2 é mostrado na figura 3.11.

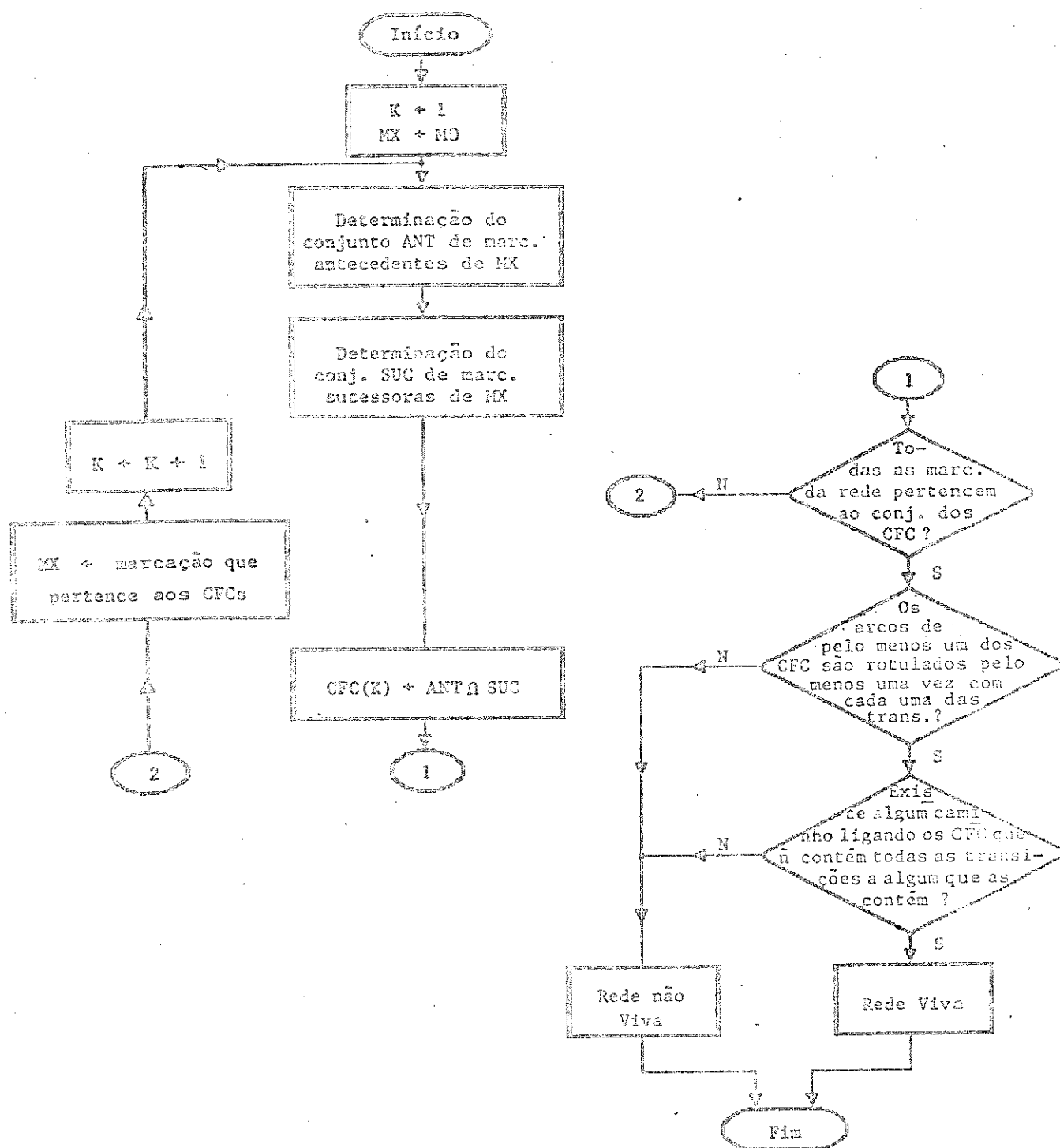


Fig. 3.11 - Fluxograma do algoritmo para verificação da propriedade de vivacidade

3.7 - Redução da Rede de Petri

A análise de redução da rede de Petri implementada no microcomputador contém simplificações visando a sua aplicação na validação de protocolos. As principais simplificações introduzidas na análise de redução são:

- a) Os lugares da rede de Petri que estiverem ocupados com senhas na marcação inicial da rede de Petri serão conservados na rede reduzida. Esta simplificação é feita visando principalmente a conservação da propriedade da reiniciabilidade da rede.
- b) A análise de redução foi implementada apenas para redes que possuam todos os arcos com pesos iguais a unidade, uma vez que os protocolos de comunicação apresentam redes de Petri equivalentes com esta característica.
- c) Para o caso de lugares implícitos só foi implementado o caso particular relativo a simplificação dos lugares idênticos.

Com as simplificações acima consideradas observa-se que:

1) As condições necessárias que um lugar deve satisfazer para que seja substituível ficam reduzidas à:

- a) $E \cap S = \emptyset$
- b) $\forall s \in S \text{ e } \forall q \in \{L-1\}, \text{ALFA}(s,q) = 0$
- c) $\forall s \in S, \forall q \in \{L-1\} / \text{BETA}(e,q) \neq 0,$

Isto porque os "m" e "ke" são iguais à unidade.

2) Cada transição e_i levará a criação de um número de transições igual a dimensão de S.

Ou seja, o número de novas transições criadas, em substituição do lugar l e das transições pertencentes à E e S

será igual à: $NTC = \dim \{E\} \times \dim \{S\}$.

3) A rede reduzida terá uma única marcação inicial.

O algoritmo da Fig. 3.12 permite generalizar estas transições criando as linhas correspondentes das matrizes ALFA e BETA para cada transição do conjunto E.

Na Fig. 3.12, temos:

- Y é a matriz BETA da rede original, reduzida apenas às transições de saída de l e tem dimensão $NTS \times NL$ de tal forma que:

$$q \in L, Y(i,q) = BETA(s_i,q)$$

- E é um vetor de dimensão NTE que contém a informação de quais são as transições de entrada de l.

- U é a matriz BETA da rede original, reduzida apenas às transições de entrada de l e possui dimensão $NTE \times NL$ de tal forma que:

$$\forall q \in \{L-1\}, U(i,q) = BETA(e_i,q)$$

$$U(i,1) = 0$$

- NTS é o número de transições de saída de l.

- NTE é o número de transições de entrada de l.

- NTC é o número de transições criadas.

- NL é o número de lugares da rede original.

- N_ALFA é uma matriz que contém a informação sobre os lugares de entrada das novas transições criadas.

- N_BETA é uma matriz que contém a informação sobre os lugares de saída das novas transições criadas.

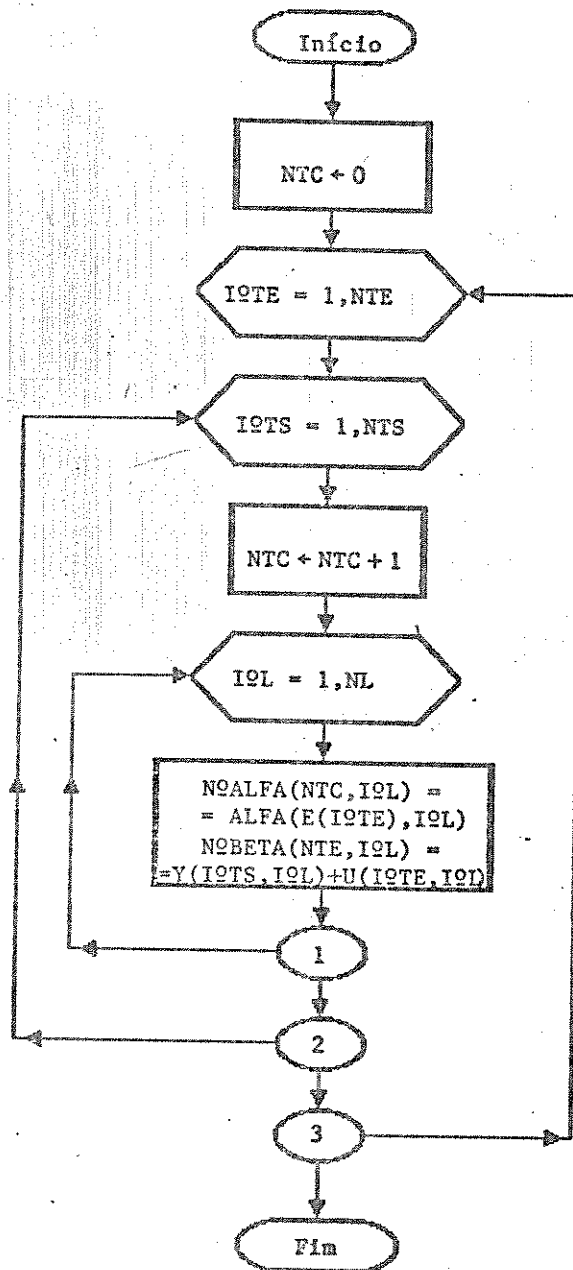


Fig. 3.12 - Fluxograma para criação das novas transições que substituirão o lugar l (onde l satisfaz as condições de lugar substituível com as simplificações consideradas) e do conjunto das transições de entrada e de saída ao lugar l .

3.7.1 - Exemplo de Aplicação

Considere a rede de Petri da Fig. 3.13. A substituição do lugar 15 e dos seus conjuntos de transições E e S será realizada através do processamento passo-a-passo do fluxograma da Fig. 3.12.

Para a rede de Petri da Fig. 3.13 as matrizes Y e U e o vetor E relacionados ao lugar 15 são respectivamente:

$$Y = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad U = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad E = [3,4]$$

Então:

NTC $\rightarrow$ 0

I_TE $\rightarrow$ 1

I_TS $\rightarrow$ 1

NTC $\rightarrow$ 1

N_ALFA[1,1..NL]=ALFA[3,1..NL] = [0 0 1 0 0 0 0]

N_BETA[1,1..NL]=Y[1,1..NL]+U[1,1..NL]=[0 0 0 0 0 1 1]

I_TS $\rightarrow$ 2

NTC $\rightarrow$ 2

N_ALFA[1,1..NL]=ALFA[3,1..NL]=[0 0 1 0 0 0 0]

N_BETA[1,1..NL]=Y[2,1..NL]+U[1,1..NL]=[1 0 0 0 0 1 0]

I_TE → 2

I_TS → 1

NTC → 3

$N_ALFA[3,1..NL]=ALFA[4,1,..NL]=[0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0]$

$N_BETA[3,1..NL]=Y[1,1..NL]+U[2;1..NL]=[0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1]$

I_TS → 2

NTC → 4

$N_ALFA[4,1..NL]=ALFA[4,1..NL]=[0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0]$

$N_BETA[4,1..NL]=Y[2,1..NL]+U[2,1..NL]=[1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0]$

A Fig. 3.14 apresenta a rede de Petri equivalente à substituição do lugar 15 e suas transições de entrada e saída. Note que as transições da rede foram reenumeradas na figura 3.14 afim de introduzir as novas transições criadas.

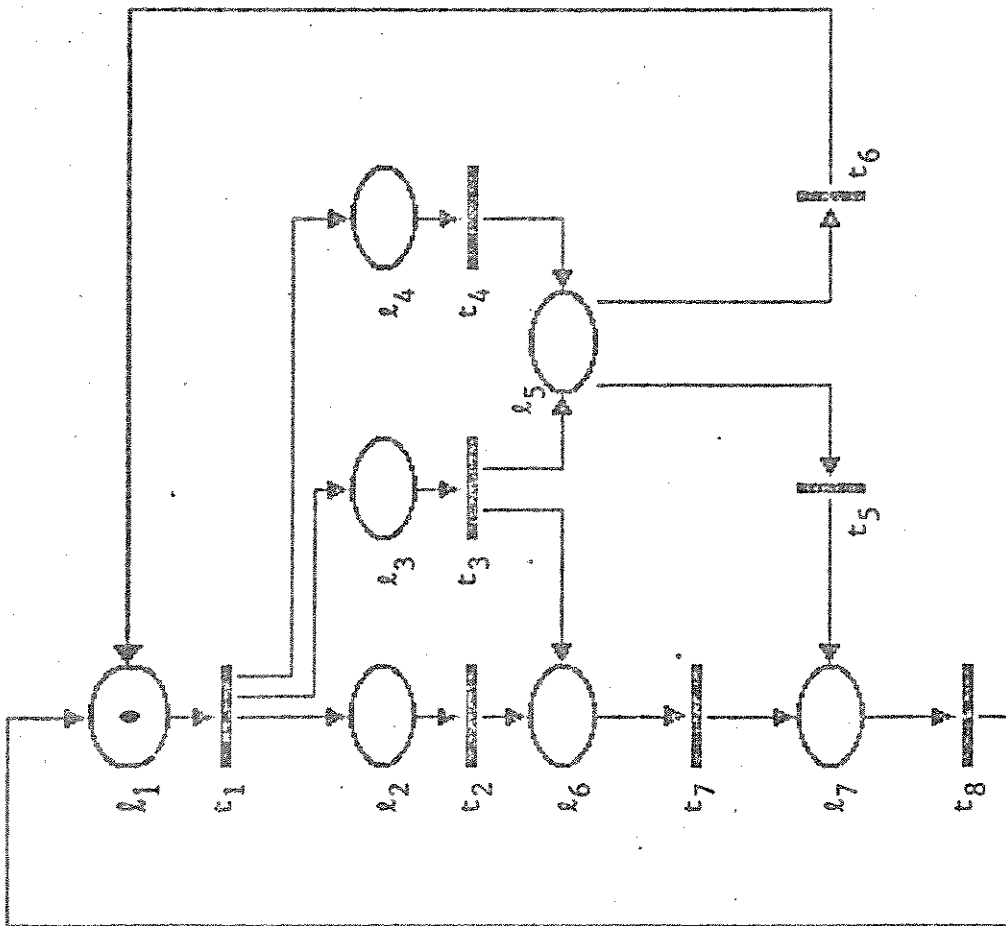


Fig. 3.13 - Rede de Petri para exemplificação de substituição de um lugar.

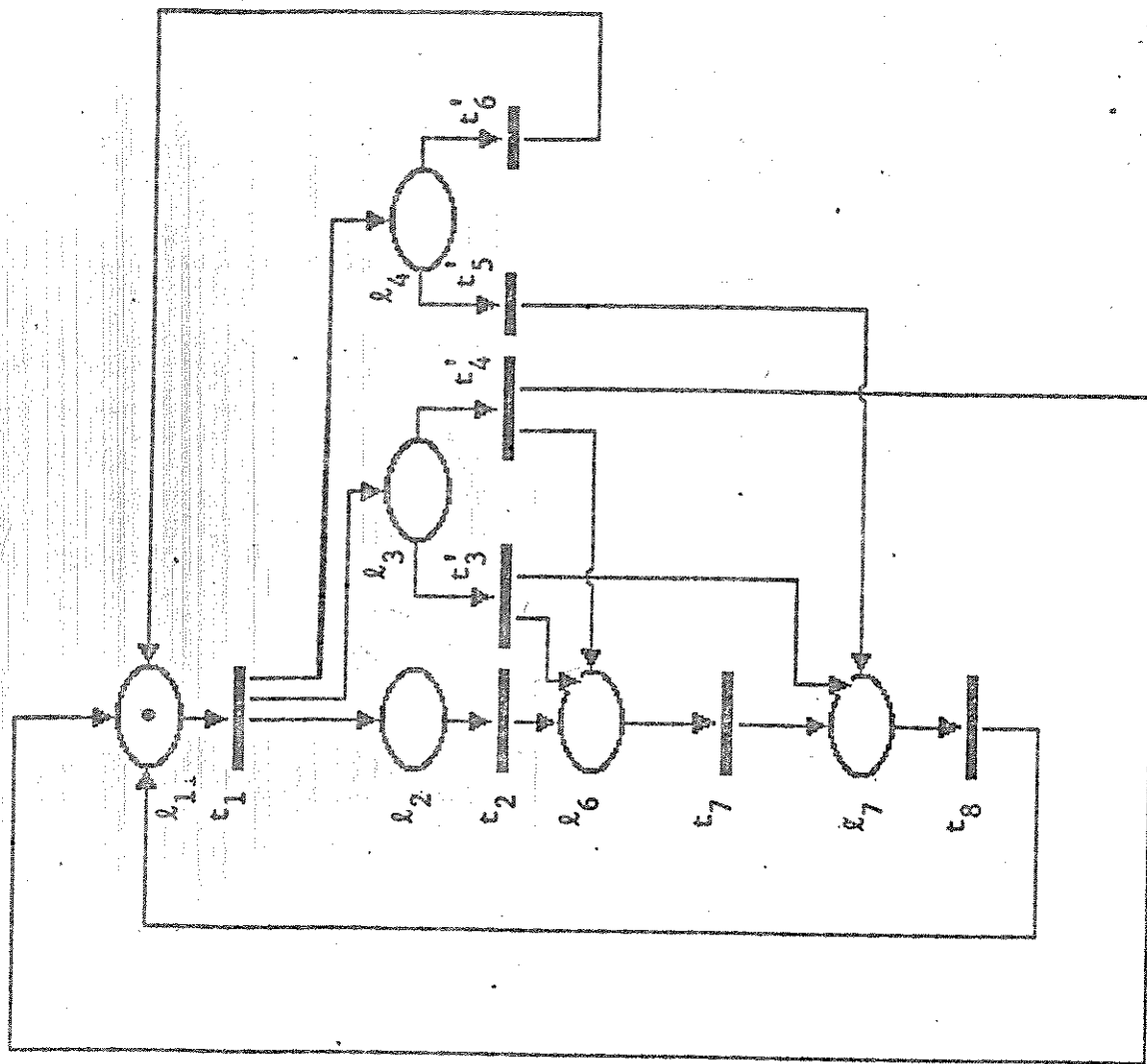


Fig. 3.14 - Rede de Petri equivalente onde foi substituído o lugar l_5 e as transições de entrada e saída a este lugar.

3.7.2 - Algoritmo para Simplificação de Lugares Identidade

Na Fig. 3.15 é apresentado um algoritmo para simplificação dos lugares identidade. Neste algoritmo o vetor `MARC_INIC` é um vetor de dimensão `NL` (número de lugares) que contém a marcação inicial da rede. As matrizes `ALFA` e `BETA` deste algoritmo são respectivamente as matrizes de incidência direta e reversa da rede de Petri.

OBSERVAÇÃO : Optou-se pela não implementação desta redução, pois como não estão sendo simplificados os lugares que contém senhas na marcação inicial, sempre que um lugar identidade existir na rede e puder ser simplificado por não conter senhas, ele estará provocando a não vivacidade da transição pela qual ele é realimentado e esta informação é importante para a validação de protocolos de comunicação.

3.7.3 - Algoritmo para Simplificação de Lugares Idênticos

A Fig. 3.16 apresenta um algoritmo para simplificação de lugares idênticos. Só será conservado na rede um lugar dentre os lugares idênticos; isto se estes lugares não contiverem senhas na marcação inicial.

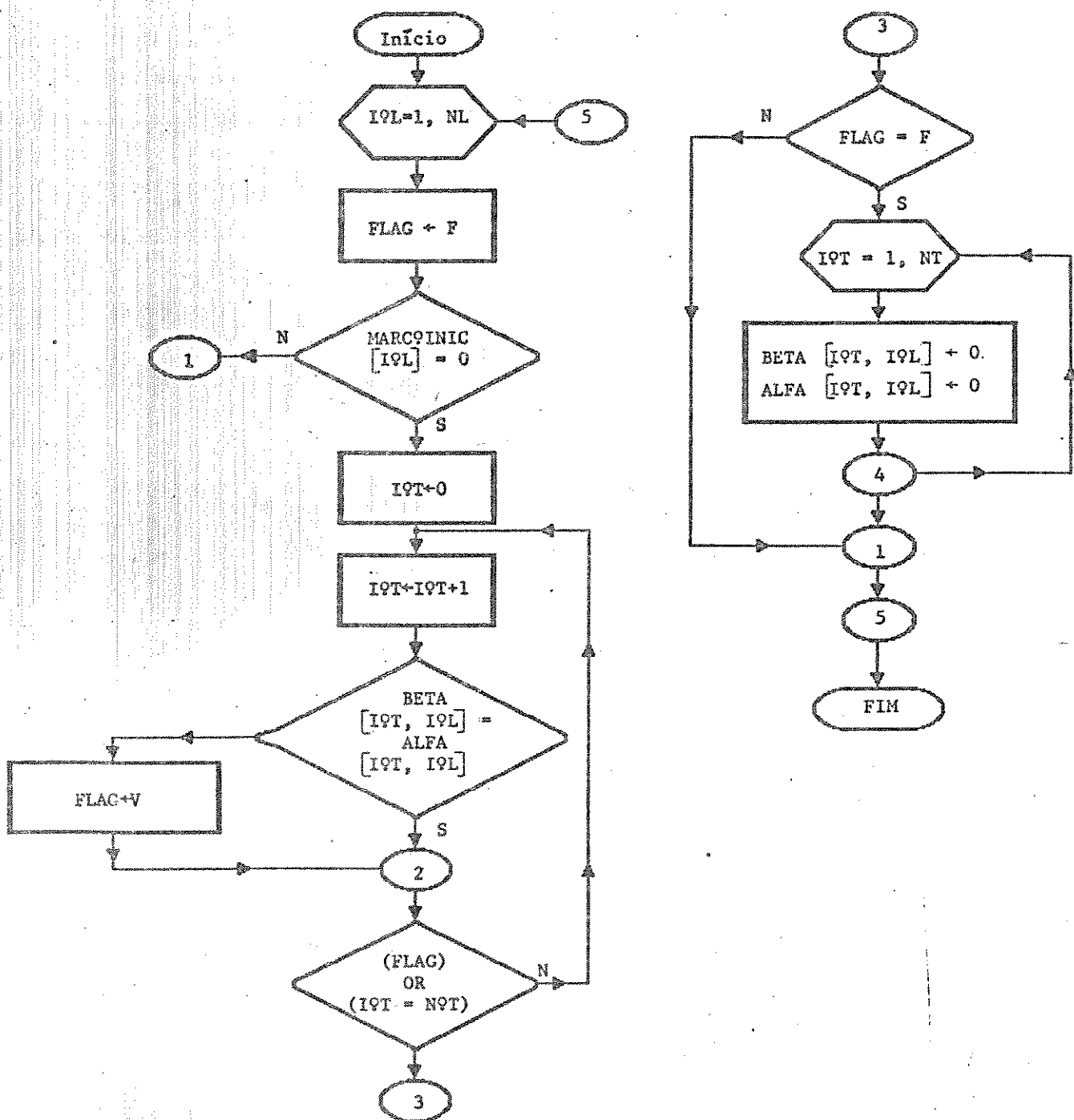


Fig. 3.15 - Algoritmo para simplificação dos lugares identidade.

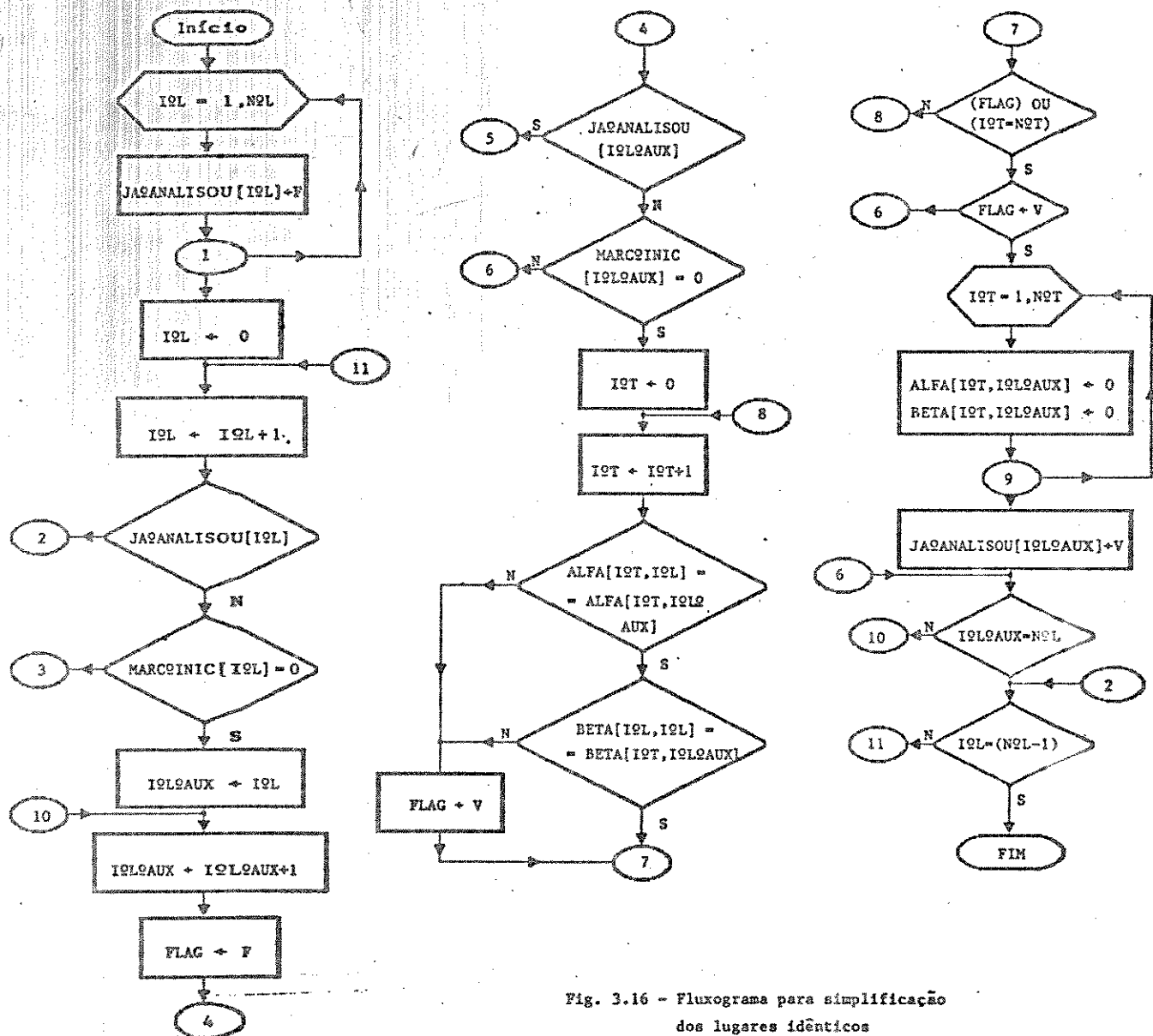


Fig. 3.16 - Fluxograma para simplificação dos lugares idênticos

3.7.4 - Algoritmos para Detecção e Simplificação de Transições Identidade e Idênticas.

As Figs. 3.17 e 3.18 apresentam algoritmos para detecção e simplificação de transições identidade e transições idênticas.

As variáveis utilizadas nestes algoritmos são basicamente as mesmas usadas nos algoritmos para simplificação de lugares idênticos e identidade.

3.7.5 - Propriedades da Rede Reduzida

Da forma como foi implementada (com as simplificações feitas visando os protocolos de comunicação) a rede reduzida irá conservar todas as propriedades clássicas da rede original.

3.7.6 - Sequência Utilizada para aplicação das Regras de Redução

Uma vez que todas as possíveis sequências de aplicação conduzem a redes idênticas, a escolha é inteiramente livre. A mais interessante é evidentemente aquela que minimizará o tamanho e a complexidade da rede reduzida, uma vez que são esses dois parâmetros que determinam a complexidade da análise da rede de Petri.

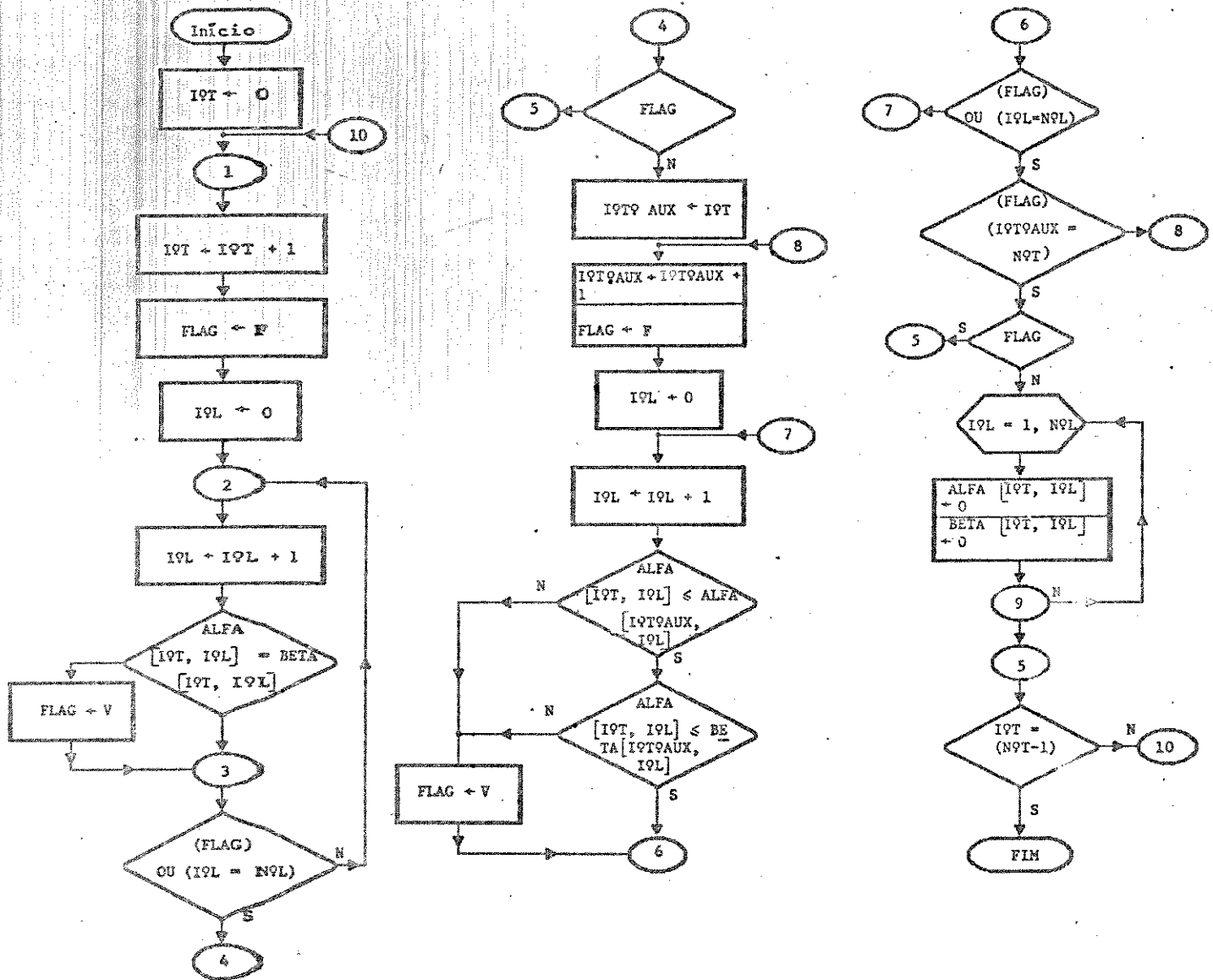


Fig. 3.17 - Algoritmo para detecção e simplificação de transições idênticas.

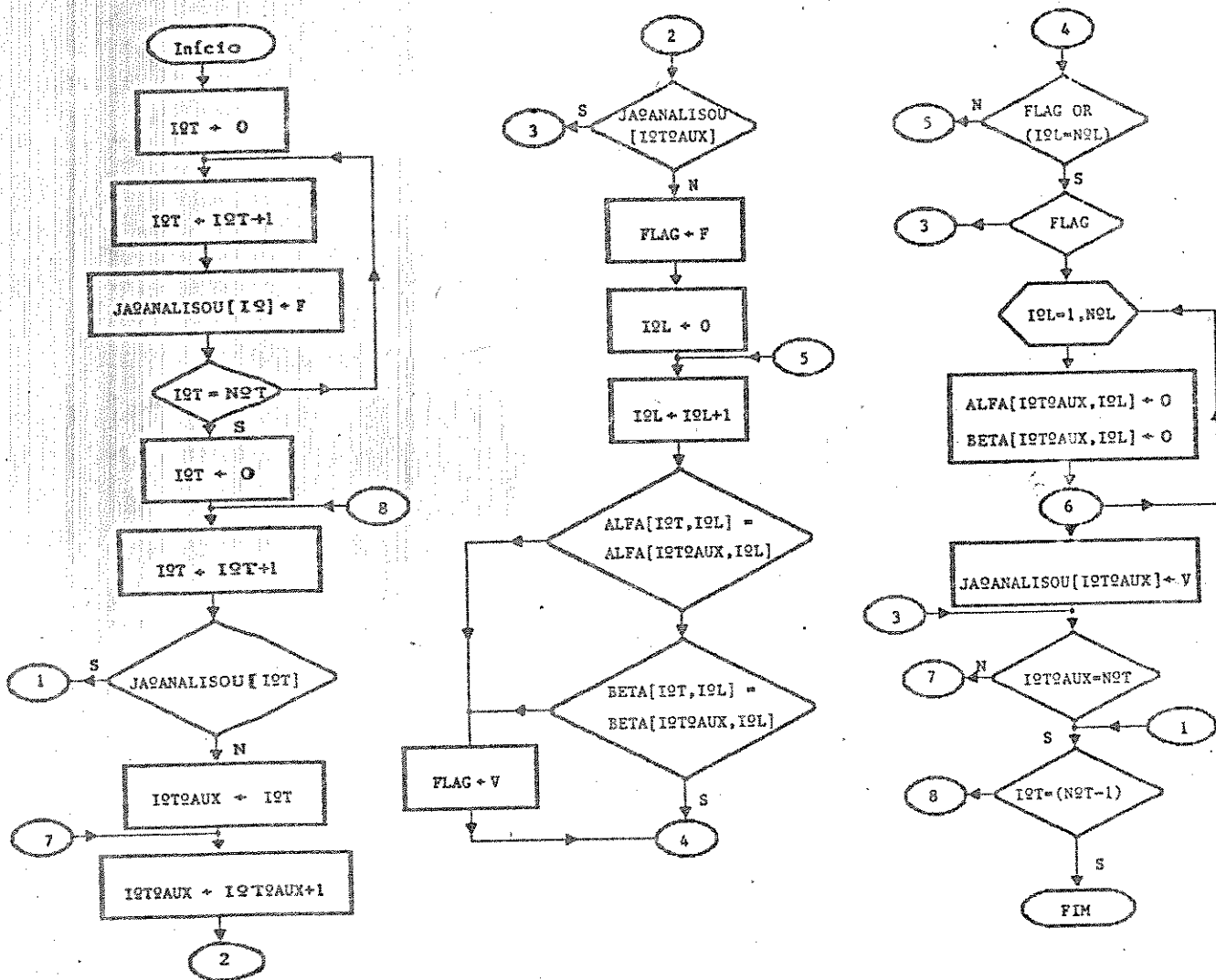


FIG. 3.18 - Algoritmo para Detecção e Simplificação de transições idênticas.

Infelizmente fazer a previsão da rede reduzida resultante parece difícil. A sequência que será implementada é baseada nas atribuições de cada regra que será resumida a seguir:

REGRA	VANTAGEM	DESVANTAGEM
lugar substituível	$NL = NL - 1$	NT pode aumentar
lugares idênticos	$NL = NL - 1$	-
transições idênticas e identidade	$NT = NT - 1$	-

A escolha da sequência adotada foi feita de forma a aplicar as regras mais simples primeiro. O fluxograma da Fig. 3.19 apresenta esta idéia. Nela, após a substituição de cada lugar, existe o risco de se criar transições identidade e transições e lugares idênticos e identidades e regras de redução para estes casos são novamente aplicadas.

3.8 Estrutura do Analisador automático de Rede de Petri Implementado.

3.8.1 Introdução

Para analisar automaticamente a propriedade de rede de Petri foi desenvolvido um programa denominado SIPRO.

O SIPRO foi implementado de modo convencional interagindo com o usuário através de cardápios de opções. O programa também é auto explicativo, no sentido de fornecer, na tela, mensagens relativas ao nível de análise em que se encontra e mensagens sobre o próximo procedimento a ser executado pelo usuário.

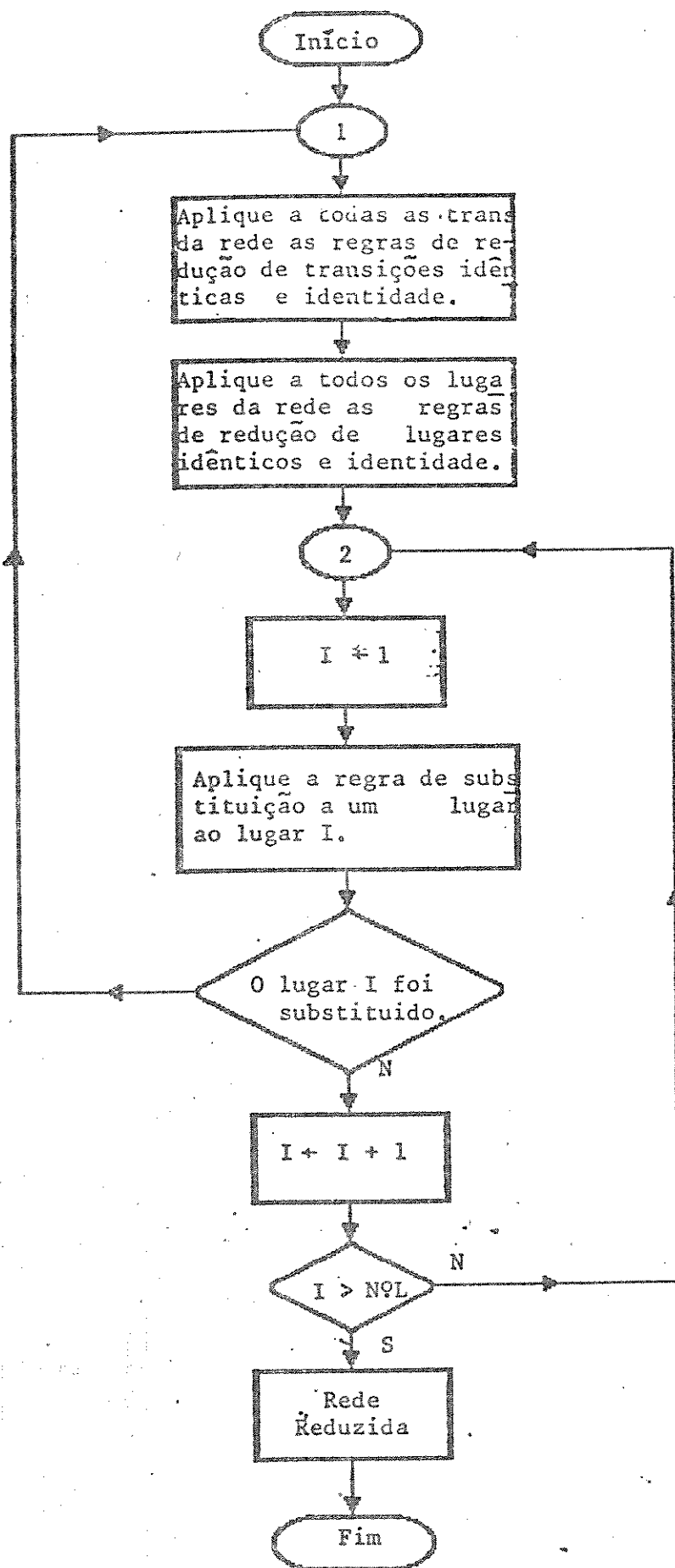


Fig. 3.19 - Seqüência utilizada para a aplicação das Regras de Redução de Rede de Petri.

3.8.2 - ESTRUTURA BASICA

O programa SIPRO é composto por cinco módulos, a saber: PET0, PET1, PET2, PET3 e PET4 .

O módulo PET0 faz a descrição e a alteração da rede de Petri, além de criar o arquivo (cujo nome será pedido ao usuário), contendo a descrição da rede.

O programa solicita ao usuário, de maneira conversacional, a descrição estrutural da rede de Petri, e se necessário possibilita a sua alteração. Este módulo tem também a função de interagir com os outros módulos.

O módulo PET2 tem a função de documentar a rede que está descrita no arquivo, cujo nome deverá ser fornecido pelo usuário. Após a solicitação do usuário o programa reproduz estruturalmente a rede de Petri em forma de código, na tela ou na impressora.

O módulo PET1 testa todas as propriedades (limitada, viva e reiniciável), da rede de Petri clássica. Ele cria o arquivo RESULT.DAT o qual é utilizado no módulo PET4 para a documentação do resultado da análise.

O módulo PET3 realiza a análise de redução da rede de Petri clássica criando um arquivo identificado pelo usuário contendo a estrutura da rede de Petri reduzida.

Os módulos interagem com o usuário através de cardápios. Será apresentado a seguir como os módulos interagem com o usuário e entre si, primeiro de uma forma descritiva e a seguir sob a forma de diagrama de blocos.

Ao chamar o módulo PET0, será apresentado na tela, o

cardápio principal contendo as seguintes opções:

- 1 - Descrição de rede de Petri
- 2 - Alteração da Rede
- 3 - Documentação da Rede
- 4 - Redução da Rede
- 5 - Análise da Rede
- 6 - Fim da execução.

1o.opção: Se a primeira opção for escolhida o usuário deverá entrar com os dados estruturais da rede respondendo a um questionário fornecido pelo programa. Ao terminar a descrição será pedido o nome do arquivo onde a descrição da rede será armazenada.

2o.opção: Nesta opção o usuário pode alterar a estrutura da rede. O cardápio para a alteração da rede apresentado na tela é a seguinte:

- 2.1 - Insere lugar
- 2.2 - Insere transição
- 2.3 - Retira lugar
- 2.4 - Retira transição
- 2.5 - Alteração relativa a uma transição
(o usuário poderá modificar os lugares de entrada, de saída e pesos dos arcos).
- 2.6 - Nome das transições (para modificação dos nomes de uma ou mais transições).
- 2.7 - Nome dos lugares (Para modificação

dos nomes de um ou mais lugares).

2.8 - Marcação inicial (Para modificação da marcação inicial).

2.9 - Fim (O programa irá pedir o nome do arquivo onde será armazenado a rede alterada e a seguir chamará o cardápio principal).

3o.opção: Esta opção é utilizada para fazer a documentação da rede. O programa chama o módulo PET2 que apresenta a documentação da rede de um arquivo identificado pelo usuário. O seguinte cardápio é apresentado na tela:

3.1 - Dispositivo de saída (Aqui o usuário poderá optar pela tela, por um outro arquivo ou pela impressora).

3.2 - Saída em nome ou código (Isto porque na descrição da rede o usuário pode ter dado nome aos lugares e transições e agora ele tem duas alternativas: Nomes ou apenas os números relativos a cada transição e lugar).

3.3 - Rede completa (Para cada transição são fornecidos quais são os lugares de entrada e saída com respectivos pesos dos arcos).

3.4 - Rede por partes (Será perguntado de qual transição o usuário está pedindo informações).

3.5 - Marcação inicial.

3.6 - Tabela de nomes e códigos (Para cada transição e/ou lugar esta tabela fornece o número e o nome associado a ele).

3.7 - Fim (O cardápio principal é chamado).

4o.opção: Aqui é pedida a análise de redução da rede de Petri. O módulo PET3 é requisitado para fazer a redução da rede de Petri descrita em arquivo identificado pelo usuário. Se a rede não for redutível será apresentado na tela uma mensagem informando ao usuário esta característica e o cardápio principal é chamado. Caso contrário, se a rede é redutível, após realizar a redução da mesma o usuário deverá fornecer o nome do arquivo que conterá a descrição da rede reduzida. Logo a seguir será apresentado na tela o seguinte sub-cardápio.

4.1 - Documentação da rede reduzida (O módulo PET2 é chamado)

4.2 - Análise clássica da rede reduzida (o módulo PET1 é chamado).

4.3 - Fim (Chama o cardápio principal)

5o.Opção: Aqui é realizada a análise clássica da rede de PETRI (descrita em um arquivo cujo nome será fornecido pelo usuário). O sub-cardápio apresentado será:

5.1 - Clássica (É feita a análise clássica, ou seja as propriedades de limitabilidade, vivacidade e reiniciabilidade serão testadas e será criado o arquivo RESULT.DAT, que conterà o resultado desta análise).

5.2 - Documentação do resultado. (Aqui o programa irá chamar o módulo PET5 que documentará os resultados armazenados no arquivo RESULT-DAT. É apresentado na tela um cardápio com as seguintes opções:

5.2.1 - Dispositivo de Saída. (Pode ser tela , outro arquivo ou a impressora de saída).

5.2.2 - Lista de Marcações (Será apresentada uma lista com todas as marcações acessíveis da rede; elas aparecerão enumeradas).

5.2.3 - Máquina de senhas por partes. (É perguntado para qual transição o usuário deseja informações).

5.2.4 - Máquina de senhas completa.

(Será apresentado sob a forma de tabela, da seguinte forma:

(- Marcação (atual) - Transição que dispara - próxima marcação).

5.2.5 - Resultado da Análise clássica. (caso a rede seja não reiniciável, fornece o número das marcações que não reiniciam).

5.3 - Fim (Volta ao cardápio de análise clássica da rede).

6o.opção: Nesta opção do cardápio principal a execução do programa é finalizada.

O diagrama de blocos relativo ao programa SIPRO é apresentado na FIG: 3.20(a), (b), (c), (d) e (e).

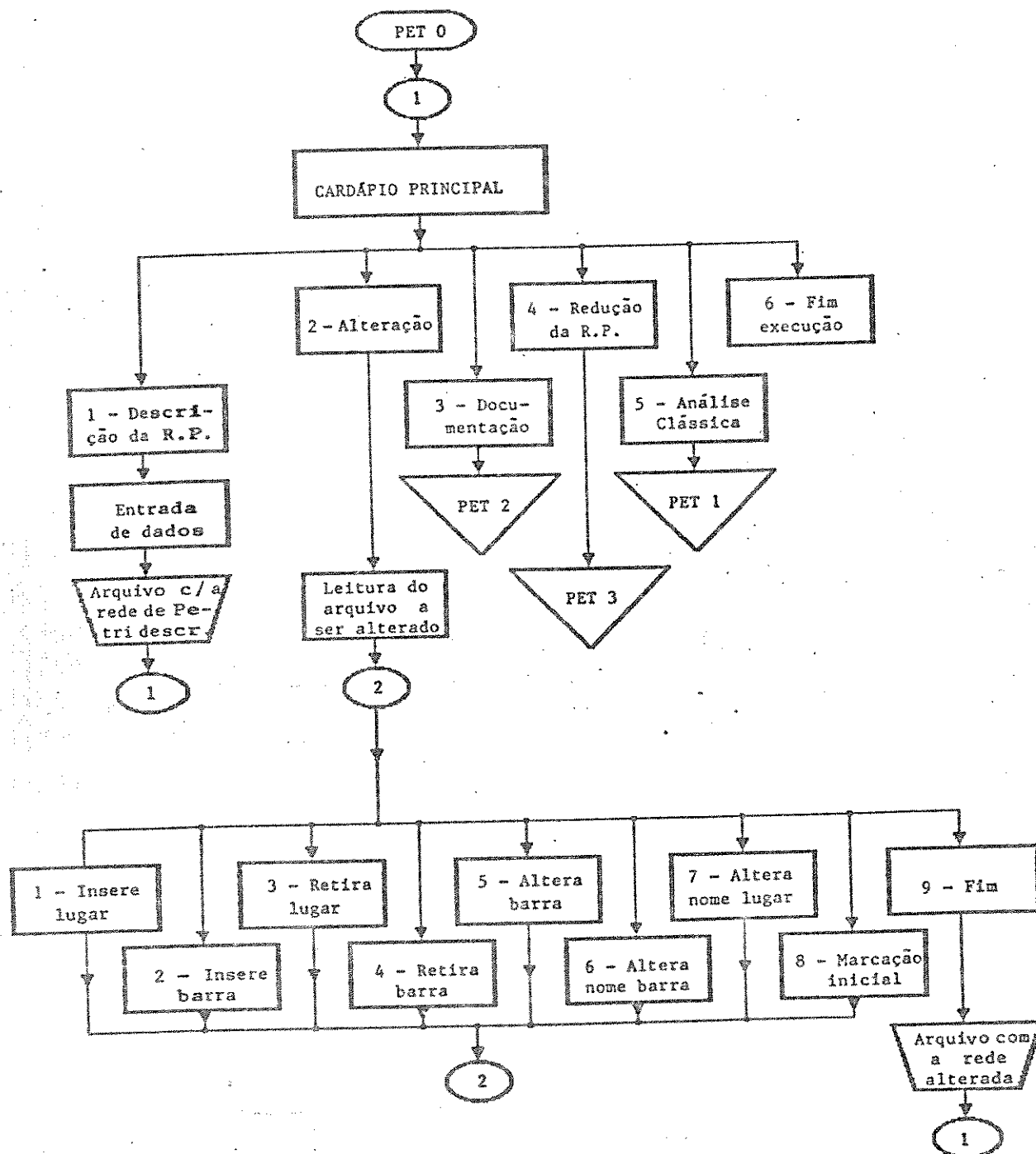


Fig. 3.20 - Diagrama de Blocos do SIPRO
(a) Módulo PET 0

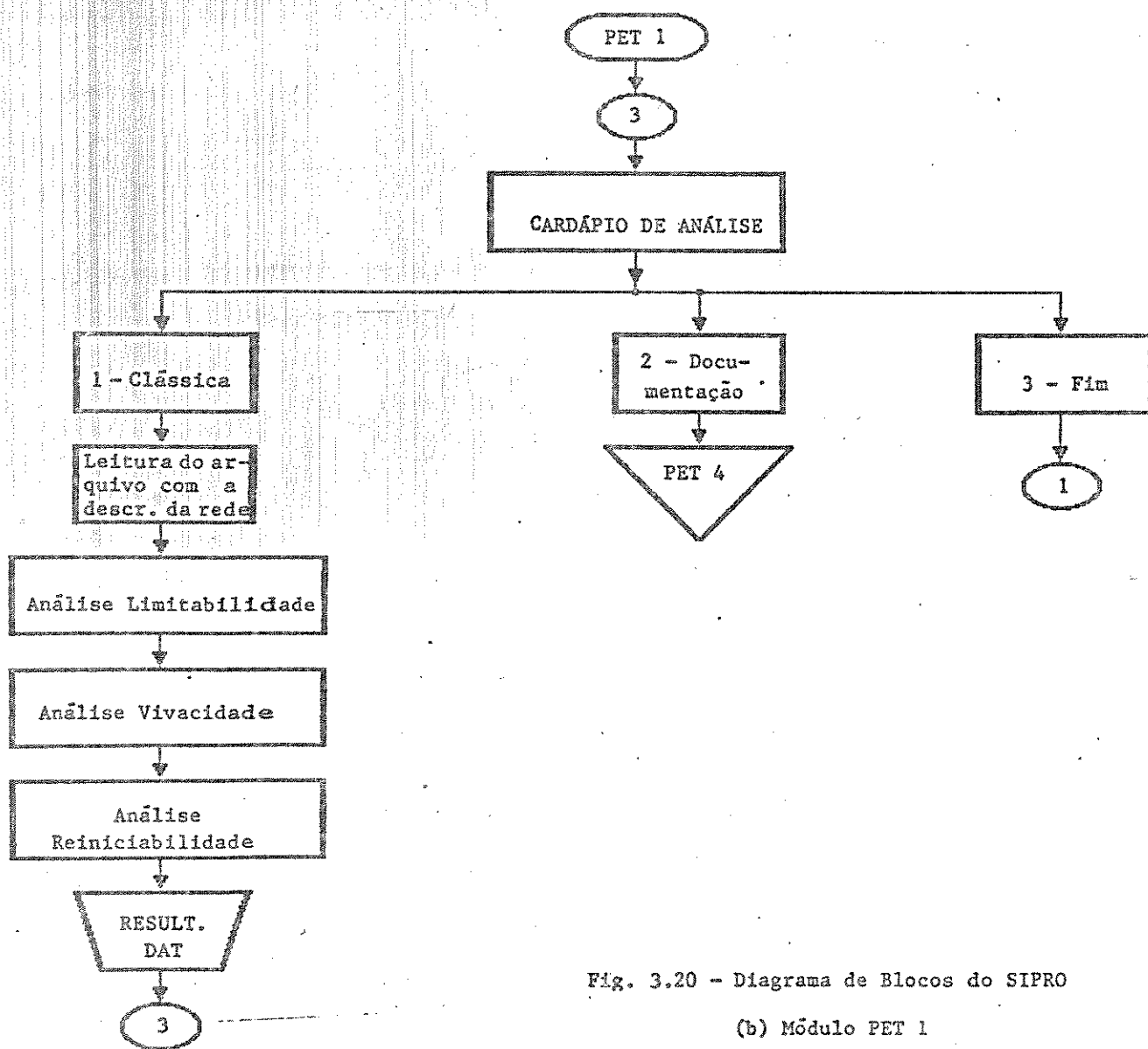


Fig. 3.20 - Diagrama de Blocos do SIPRO

(b) Módulo PET 1

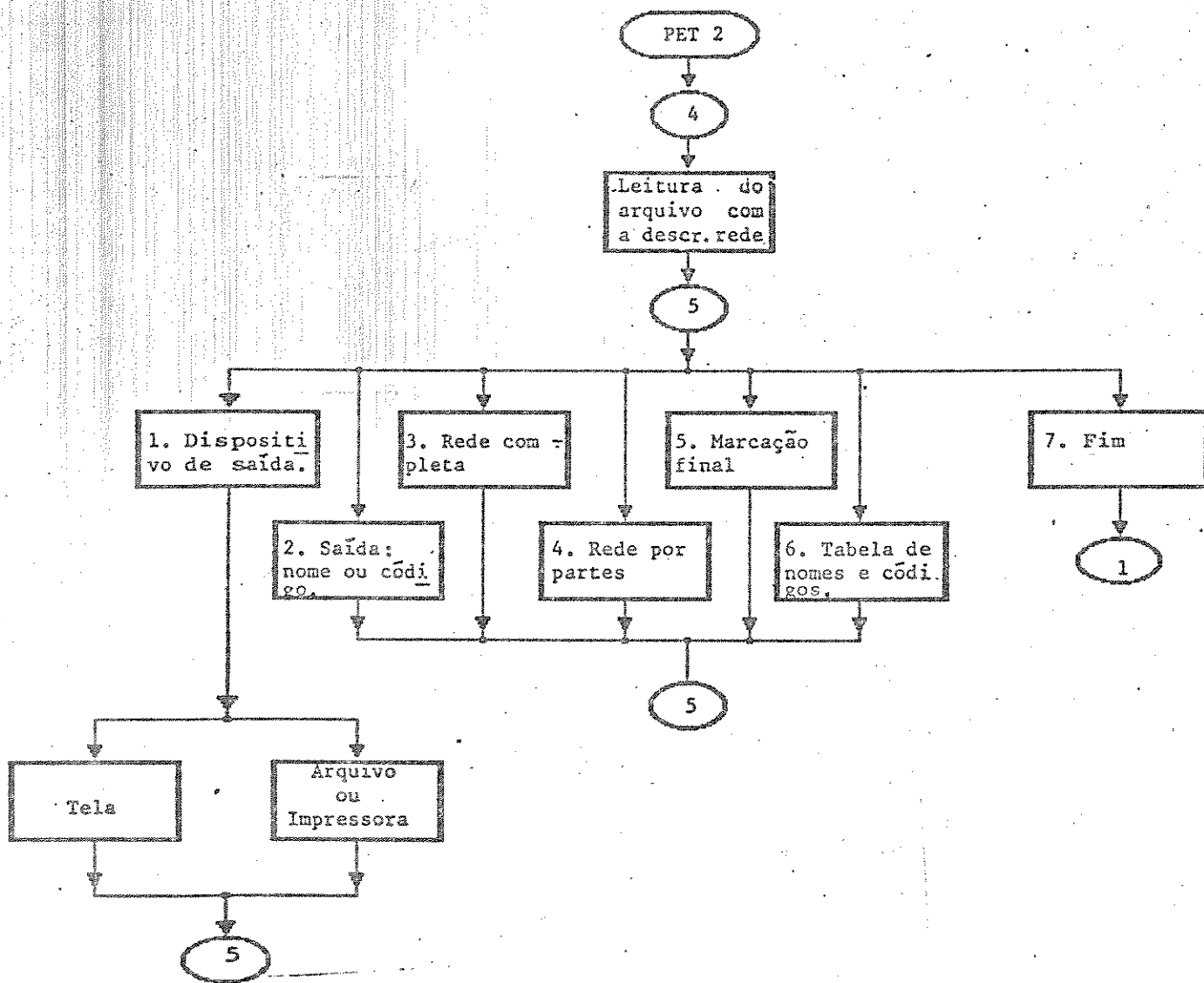


Fig. 3.20 - Diagrama de Blocos do SIPRO
(c) Módulo PET 2

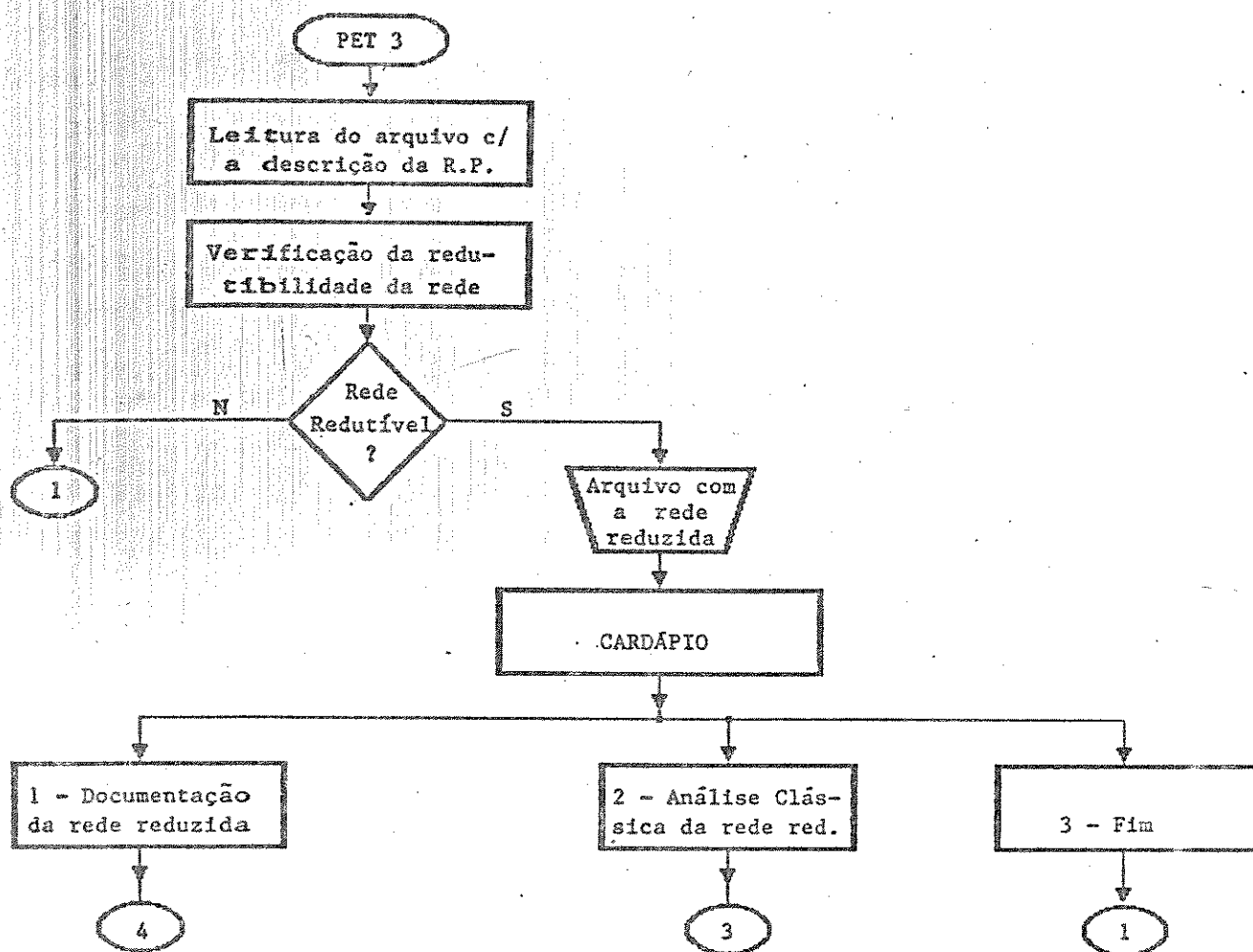


Fig. 3.20 - Diagrama de Blocos do SIPRO
(d) Módulo PET 3

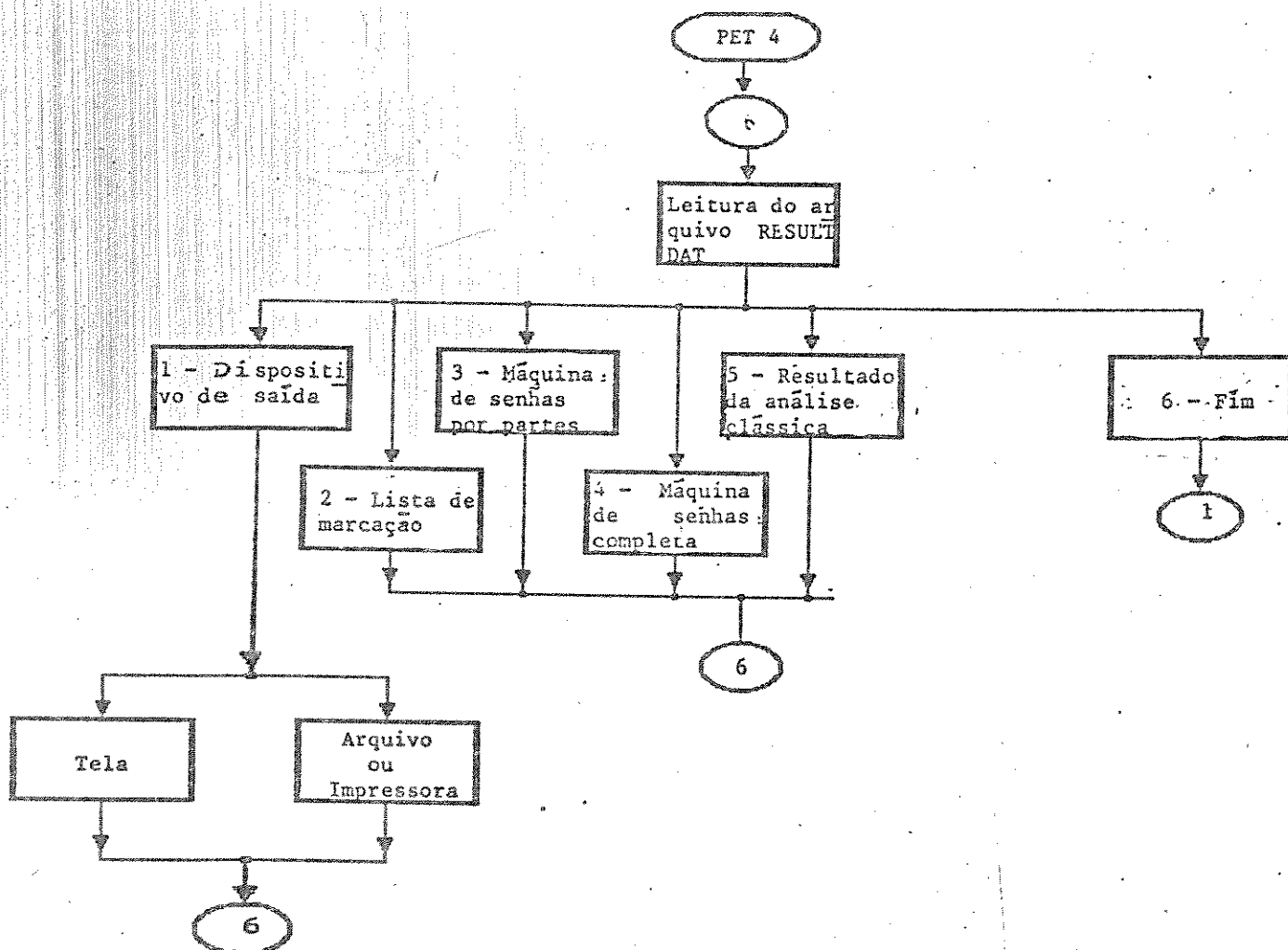


Fig. 3.20 - Diagrama de Blocos do SIPRO
(e) Módulo PET 4

3.9 - PARTICULARIDADES DO SIPRO DEVIDO A LIMITAÇÕES DO MICROCOMPUTADOR S700 DA PROLÓGICA.

- O programa está capacitado para tratar rede de Petri de no máximo 24 lugares e 24 transições.
- O número máximo de marcações que o programa calcula, a partir da marcação inicial, foi limitado em 60.
- Uma transição pode conter no máximo 3 lugares realimentados.
- A rede em análise não poderá conter marcação que habilite para disparar mais que 10 transições.

3.10 - CONCLUSÕES

Neste capítulo foram discutidos em detalhes os algoritmos utilizados para a implementação do analisador automático de rede de Petri denominado SIPRO.

A estrutura do SIPRO foi concebida em forma de cardápios, para facilitar a interação com o usuário e ter a flexibilidade na alteração e expansão dos módulos.

O SIPRO foi implementado em um microcomputador Sistema 700 da Prológica, utilizando uma linguagem de alto nível (Pascal).

Devido ao microcomputador utilizado, o SIPRO permite somente análise de redes de Petri de pequeno porte, entretanto sua implementação possibilitou o desenvolvimento de algoritmos que poderão ser transportados para computadores de grande porte.

CAPITULO 4

METODOLOGIA PARA ANÁLISE DE VALIDAÇÃO DE PROTOCOLOS DE COMUNICAÇÃO E ESTUDO DE CASOS

4.1 INTRODUÇÃO

Neste capítulo é discutida uma metodologia para a validação de protocolos de comunicação utilizando o SIPRO. Para este fim são utilizados dois exemplos de protocolos: um descrito em SDL [4] e outro em diagrama de estados[5].

A seguir são feitas as análises de redução das redes de Petri equivalentes dos protocolos exemplificados e as verificações das propriedades clássicas dessas redes reduzidas. Será mostrado também um exemplo adicional de análise de redução de rede de Petri afim de ilustrar a simplificação de lugares e transições idênticos e identidades, pois estas situações não aparecem nos exemplos anteriores.

4.2 EXEMPLOS DE VALIDAÇÃO DE PROTOCOLOS COM O AUXILIO DO SIPRO

A metodologia de validação de protocolos utilizando o programa SIPRO consiste das seguintes etapas:

- a) Descreve-se o protocolo em uma linguagem de projeto conhecida (diagrama de estados, SDL, etc.);
- b) Converte-se o protocolo para o modelo de rede de Petri equivalente e analisa-se esta rede usando o SIPRO;
- c) Se for encontrada alguma imperfeição na rede (ou seja, a

não verificação de alguma das propriedades da RP classica), verifica-se qual o problema existente, corrige-se o protocolo e volta-se ao item (a), para reiniciar o processo.

Baseado nesse método são validados, a seguir, dois exemplos de protocolos. No primeiro caso, o protocolo está descrito na linguagem SDL [4] e no segundo caso a linguagem de descrição utilizada é o diagrama de estados.

4.2.1 - Protocolo simplificado para o estabelecimento de conexão e desconexão de um enlace de dados

O protocolo a seguir descreve as interações entre dois processos (A e B), para conexão e desconexão de um enlace [5] .

O processo A partindo de um estado inicial (ou repouso), pode enviar um pedido de conexão ao processo B ou receber do processo B este pedido.

Quando um processo envia um pedido de conexão e outro recebe, os dois passam ao estado de conexão. Nesta situação apenas o processo B pode enviar ao processo A um pedido de desconexão, após o qual o processo B volta ao estado inicial. Ao receber este pedido de desconexão o processo A também volta ao seu estado inicial. Possíveis erros durante a transmissão não são considerados neste protocolo.

A representação deste protocolo em SDL está mostrada na Fig. 4.1, e sua representação em rede de Petri está mostrada na Fig. 4.2. A conversão da representação de um protocolo em SDL para a sua representação em rede de Petri foi tratada em detalhes em [6].

Processo A

inicial A

Conecte B

Enviar
Pedido
Conexão

Conecte
A

Conexão

Desconecte

inicial A

Processo B

inicial B

Conecte
A

Enviar
Pedido
Conexão

Conecte
B

Conexão

Pedido
Desconexão

Desconecte

inicial B

Fig. 4.1 - Representação em SDL de um protocolo simplificado para o estabelecimento de conexão e desconexão de um enlace

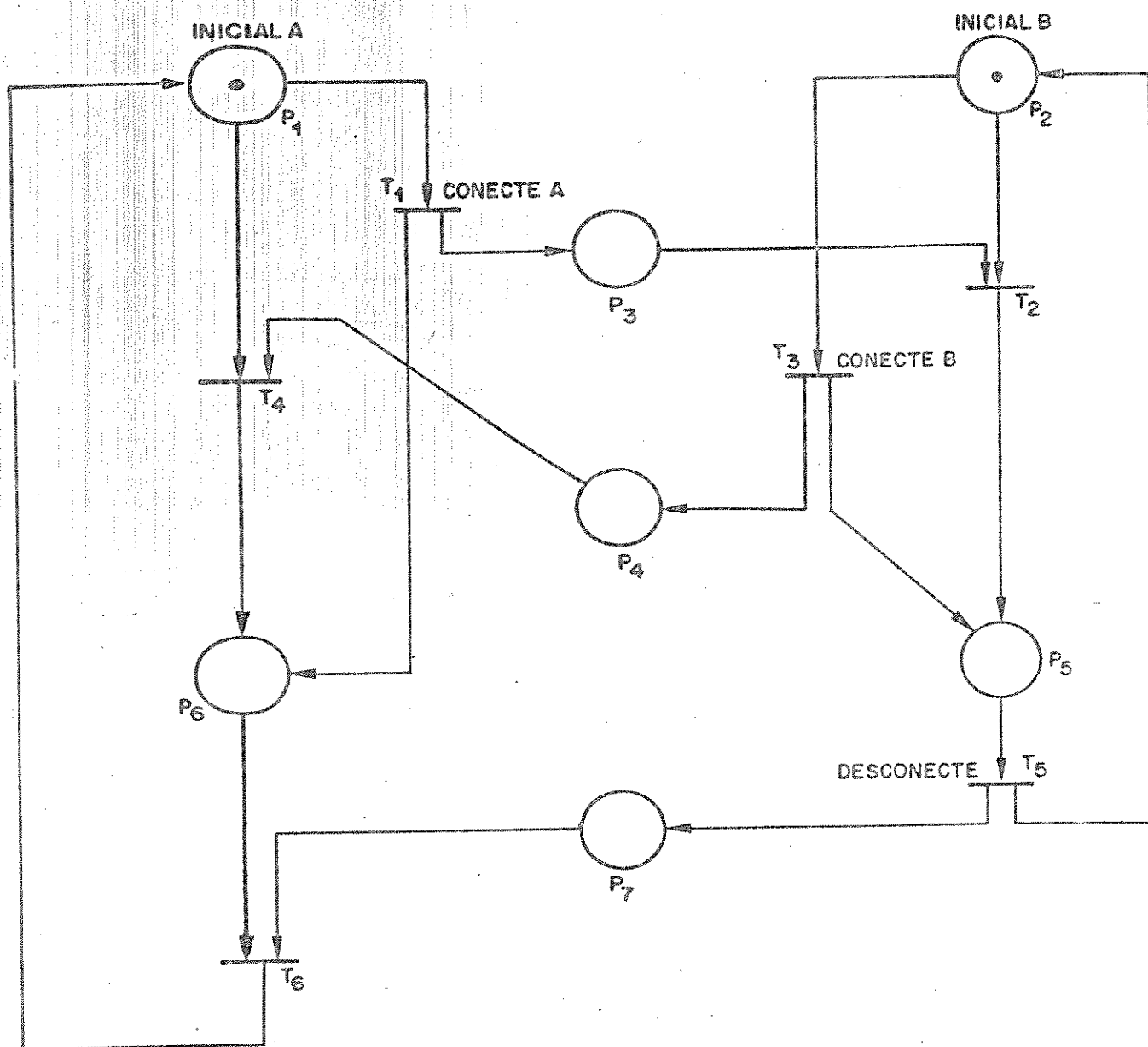


Fig. 4.2 - Representação em rede de Petri correspondente
à Fig. 4.1

Com a marcação inicial $MO = (1,1,0,0,0,0,0)$ e utilizando-se o SIPRO foi verificado o comportamento dinâmico desta rede de Petri. Verificou-se que esta rede é não limitada e não reiniciável. O APENDICE 1 apresenta os dados estruturais e os resultados da análise clássica da rede. As propriedades clássicas não foram verificadas nesta rede porque existem algumas imperfeições no protocolo.

Uma das imperfeições ocorre quando o processo B envia um pedido de conexão e passa ao estado de conexão sem receber qualquer mensagem de confirmação do processo A. A seguir envia um pedido de desconexão voltando ao seu estado inicial, novamente sem ter a confirmação de que o processo A recebeu ou não este pedido de desconexão. Na rede de Petri, os números de senhas dos lugares P4 e P7 irão crescer indefinidamente, significando que os pedidos de conexão e desconexão podem ser enviados repetidas vezes pelo processo B, independente do estado em que estiver o processo A.

Uma outra imperfeição ocorre quando os processos enviam pedidos de conexão simultaneamente, passando aos estados de conexão sem receber as confirmações dos pedidos enviados. O processo B pode, então enviar um pedido de desconexão voltando ao estado inicial. Assim, os três pedidos enviados (pedido de conexão enviado por A, pedido de conexão enviado por B e pedido de desconexão enviado por B), que não foram recebidos nos momentos desejados podem ser recebidos pelos procesos em momentos inoportunos. Isso ocasiona na rede de Petri equivalente, o crescimento ilimitado de senhas nos lugares P3, P4 e P7.

Desse modo o protocolo deve ser modificado para eliminar as

imperfeições citadas. Na literatura [5] encontra-se uma proposta de modificação para este protocolo. (Em [5] a metodologia de validação de protocolo é diferente daquela que aqui apresentamos). Nesta modificação, quando houver pedidos de conexão simultâneos, o conflito é resolvido em favor do processo A. Além disso, foram introduzidas mensagens de confirmação e alguns estados intermediários. A representação em SDL deste protocolo modificado está mostrada na Fig. 4.3 e sua representação em rede de Petri está na Fig. 4.4. Verificando-se o comportamento dinâmico do protocolo modificado através da análise da RP equivalente no SIPRO constatou-se que a rede continua a ser não limitada. Os resultados desta análise estão no APENDICE 2.

Inspecionando-se novamente o protocolo verificou-se que ainda existem imperfeições que não foram constatadas. Quando, no protocolo modificado ocorre uma transmissão simultânea dos pedidos de conexão, cada um dos processos passa ao seu estado iniciado correspondente; o processo B, recebendo o pedido de conexão de A passa ao estado aceito e envia uma mensagem de confirmação ao processo A. Mas se o processo A receber esta mensagem antes de receber o pedido de conexão de B (ou seja, o pedido de conexão de B sofreu um atraso e chega depois da mensagem de confirmação também enviada por B), o processo A passará ao estado de conexão e ficará sobrando um pedido de conexão de B já que o processo A não está mais apto a recebê-lo (o processo A está no estado de conexão). Se isto acontecer repetidas vezes o número de senhas no lugar P9 na rede de Petri equivalente, crescerá indefinidamente.

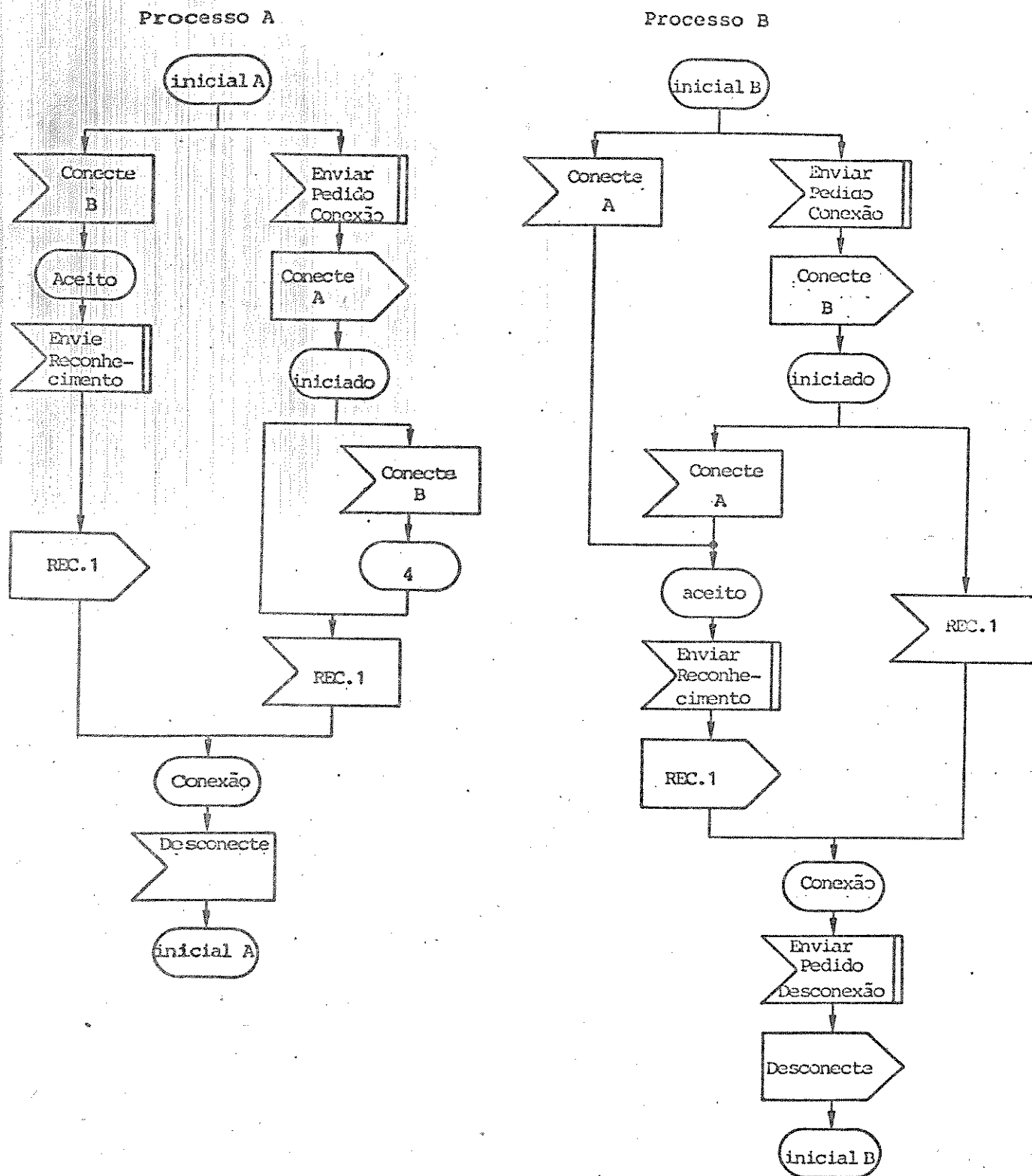


Fig. 4.3 - Representação em SDL do protocolo modificado

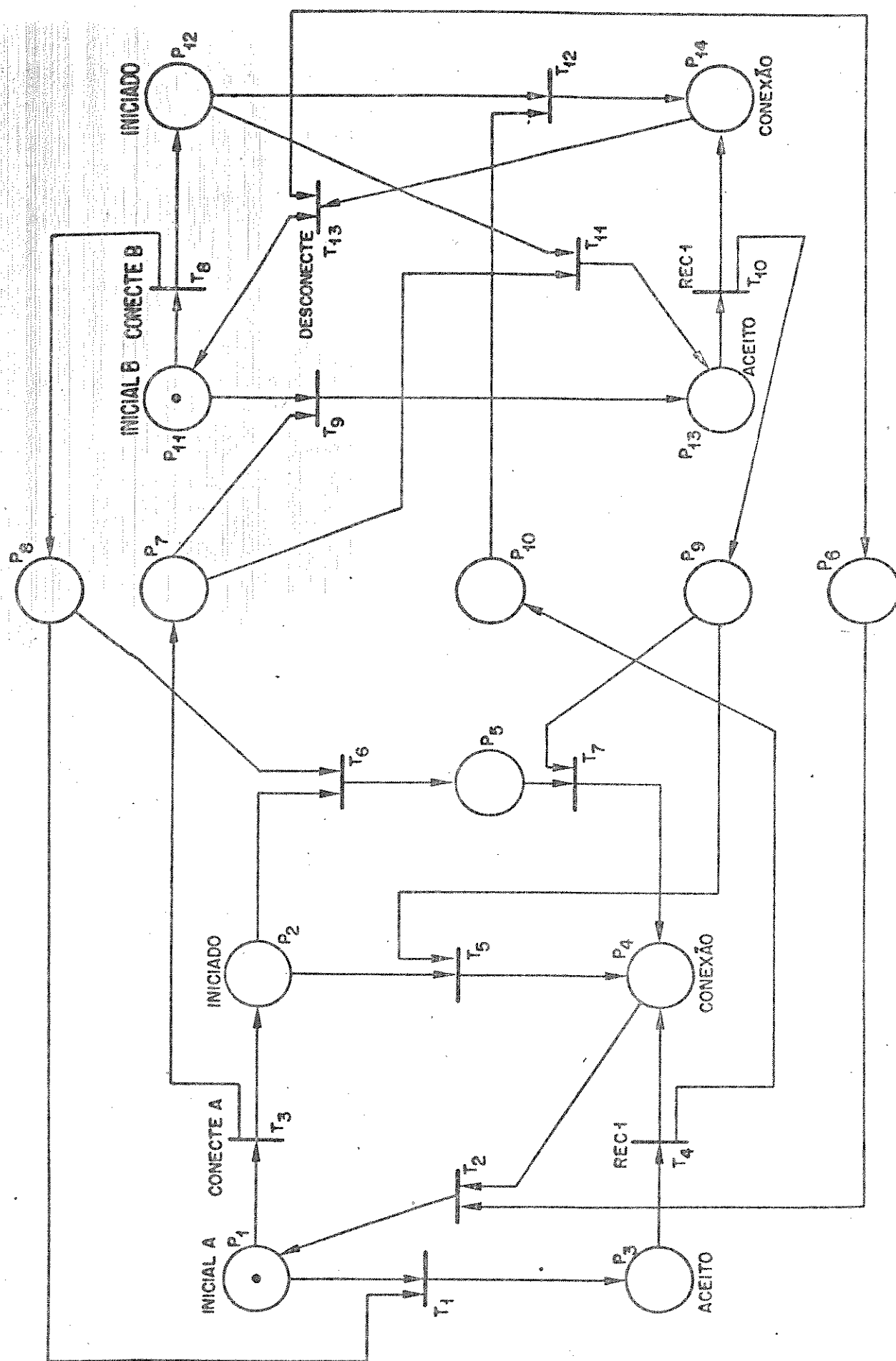


Fig. 4.4 - Representação em rede de Petri correspondente

Para eliminar tais imperfeições, foram feitas novas modificações no protocolo que resultaram no protocolo representado em SDL na Fig. 4.5 e cuja rede de Petri equivalente está mostrada na Fig. 4.6.

A nova alteração consiste em diferenciar as mensagens de confirmação enviadas por B e introduzir mensagens de sinalização (OK) da passagem do processo A para o estado de conexão, de forma a evitar o impasse que ocorreria se o processo B enviasse o pedido de desconexão e reiniciasse o processo sem que o processo A tivesse efetivado a conexão.

Assim se o processo B recebe um pedido de conexão de A, ele passa ao estado intermediário 5 e envia uma mensagem de confirmação REC.2. Ao enviar esta mensagem de confirmação, o processo B fica esperando a mensagem OK do processo A, ao recebê-la passa ao estado de conexão. Como o processo A já se encontra no estado de conexão o processo B poderá quando desejar solicitar a desconexão e os dois processos poderão voltar aos seus estados iniciais.

No caso de pedidos de conexão simultâneos, o processo B enviará uma mensagem de confirmação REC.1. que só poderá ser recebida pelo processo A após este ter recebido o pedido de conexão de B. Também aqui o processo A deverá enviar uma mensagem de OK ao processo B antes de passar ao estado de conexão.

A análise pelo SIPRO de rede de Petri equivalente mostrada na Fig. 4.6 mostra que a rede é viva, reiniciável e limitada (veja APENDICE 3), indicando que esta nova versão do protocolo não possui mais imperfeições.

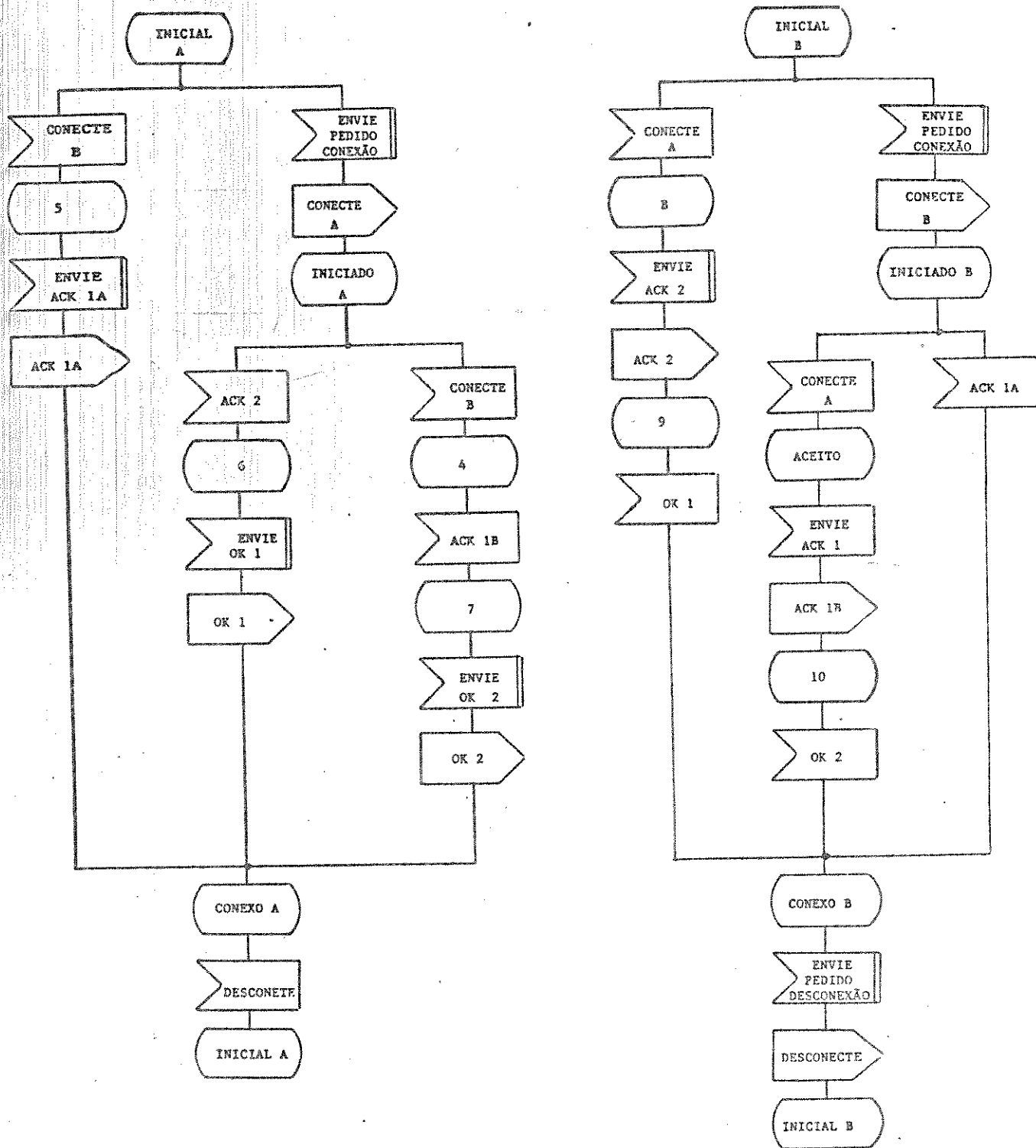


FIG. 4.5 - DIAGRAMA SDL DO PROTOCOLO DA FIG. 4.1 CORRIGIDO.

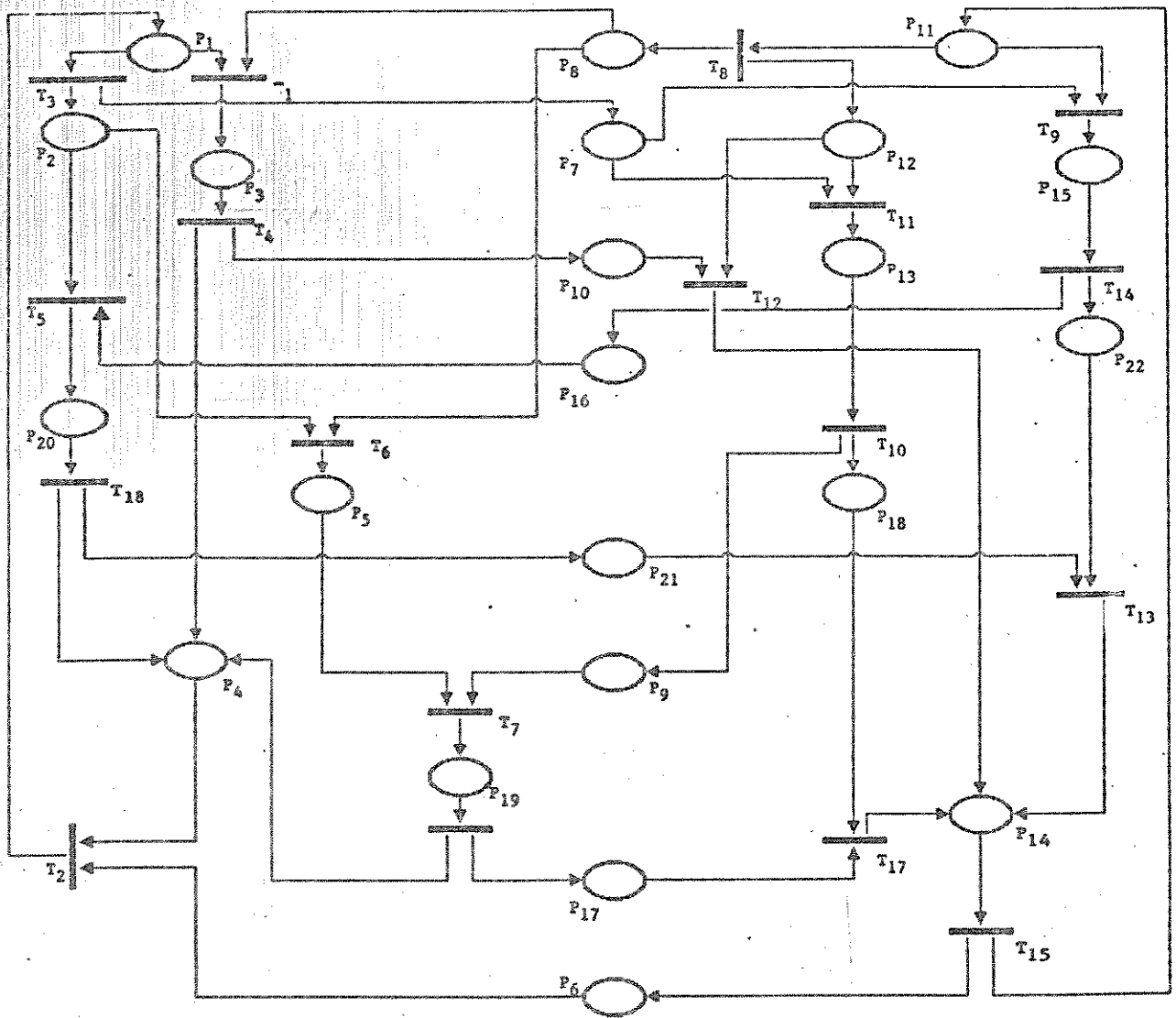


FIG. 4.6 - Rede de Petri equivalente da Fig. 4.8

4.2.2 - Protocolo de Sinalização de uma Chamada Telefônica

O protocolo proposto pode ser dividido em três processos:

- Processo A representando os estados de uma chamada telefônica pelo assinante A denominado chamador.
- Processo B representando os estados do assinante B a ser chamado por A.
- Processo C representando os estados envolvidos na Central telefônica C.

Sejam os seguintes parâmetros envolvidos na sinalização de uma chamada telefônica:

a.1 - Estados do Chamador A

ALVR : Assinante A livre

ESPTO : Esperando tom de discar

ESPCA : Esperando campainha e esperando B atender

ACONV : Assinante A conversando

a.2 - Sinais de saída do chamador A

DC : Sinal dc (corrente continua), para a central telefônica

ENVDG : Enviando dígitos para a central telefônica

AGNCH : Sinal para a Central Telefônica indicando que o fone A está no gancho

a.3 - Sinais de entrada do chamador A

BI : Bloqueio inicial (não há registradores livres)

SBI : Sem bloqueio inicial (recebendo o tom de discar)

BOCP : Usuário B ocupado ou dígitos inválidos

ACA : Usuário A recebendo tom de campainha

BAID : Central informa que o assinante B atendeu

BNATO : Chamada não atendida pelo assinante B

b.1 - Estados do assinante B (chamado por A)

BLVR : Assinante B livre

BCORV : Assinante B conversando

b.2 - Sinais de saída do assinante B

BFGCH : Fone de B fora do gancho

NB : Chamada não atendida

b.3 - Sinais de entrada do assinante B

AGCHE : A central informa B que o fone de A está no gancho

BCA : Tom de campainha para o assinante B

c.1 - Estados para a Central Telefônica C

CLVE : Procurando assinante fora do gancho (Central Telefônica C livre)

ESPDC : Esperando dígitos

NRRC : Não há registradores livres e esperando fone A no gancho

ESPE : Esperando o fone de B estar fora do gancho

DGINV : Dígitos inválidos e esperando fone
A no gancho

CONEC : Assinante A conectado com
assinante B

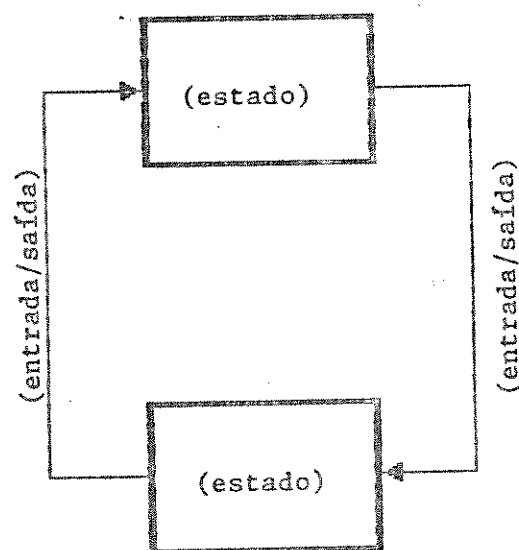
c.2 - Sinais de saída da Central Telefônica C

São os sinais de entrada dos assinantes A e B

c.3 - Sinais de entrada da Central Telefônica C

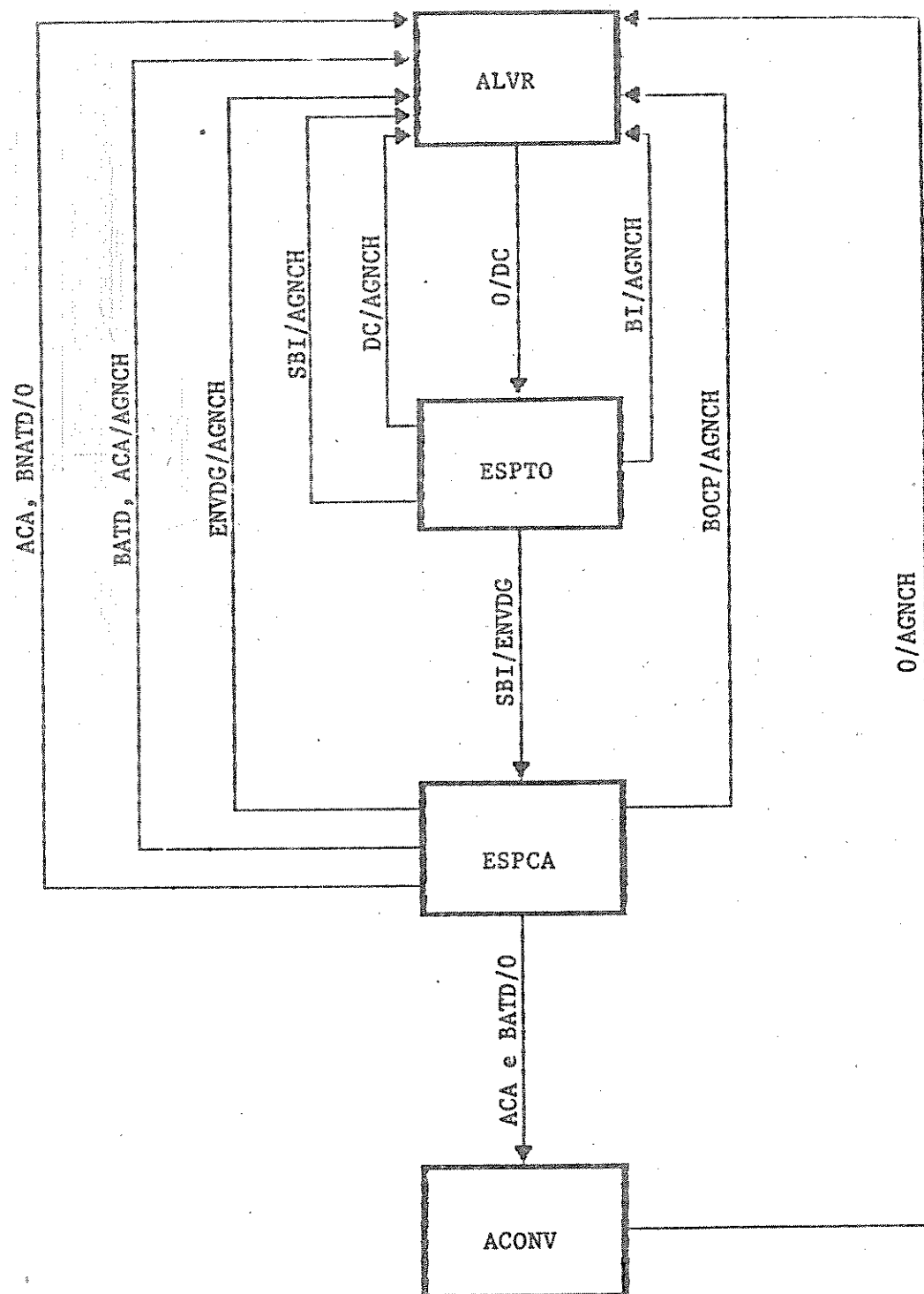
São os sinais de saída dos assinantes A e B

A Fig. 4.7 mostra a nomenclatura usada nos diagramas de estados correspondentes aos processos A B e C, os quais estão representados na Fig. 4.8 (a), (b) e (c).



Obs.: Se não houver entrada ou saída isto
é representado por zero (0)

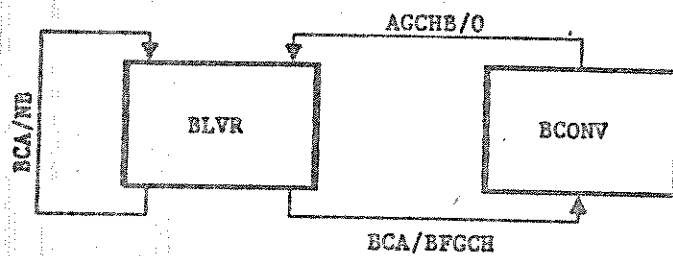
**Fig. 4.7 - Nomenclatura do diagrama de
estados utilizados na
Fig. 4.8**



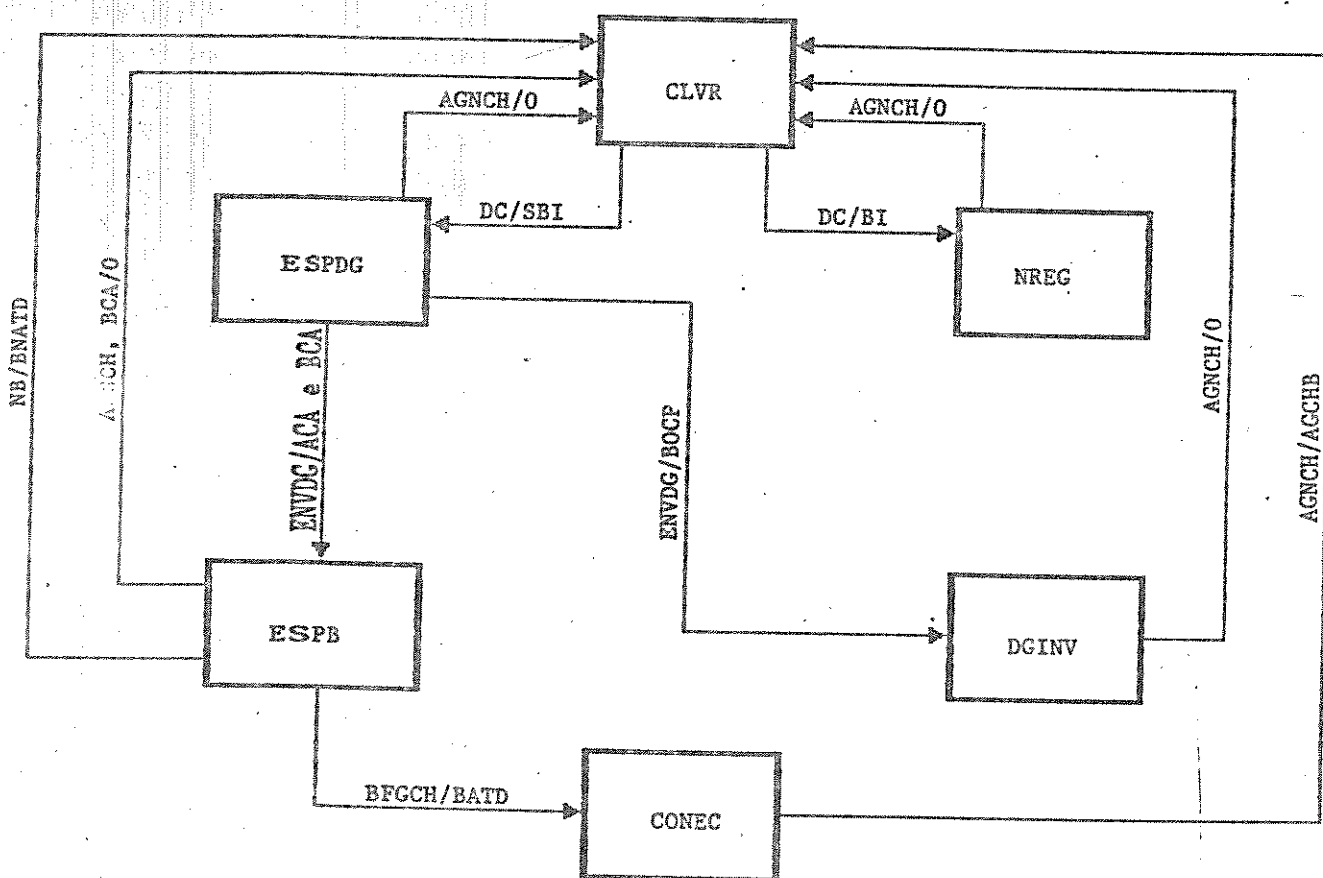
(a)

Fig. 4.8 - Protocolo de Sinalização de uma Chamada Telefônica

(a) Diagrama de estados do Processo A



(b)



(c)

Fig. 4.8 - Protocolo de Sinalização de uma Chamada Telefônica

(b) Diagrama de estados do Processo B

(c) Diagrama de estados do Processo C

Para a conversão de um protocolo representado em diagrama de estados (DE), para a sua representação em rede de Petri (RP), equivalente foram utilizadas as seguintes regras:

- a) - Um estado do DE será representado por um lugar na RP;
- Uma saída do DE será representado por um lugar na RP;
- Uma entrada do DE será representado por um lugar na RP;
- b) - Para cada par estado-entrada da representação em DE, é definida uma transição na rede de Petri. Os lugares de entrada da transição correspondem ao estado e a entrada do DE, e os lugares de saída da transição correspondem ao próximo estado e a saída do DE.

A rede de Petri equivalente do DE da Fig. 4.8 (b), está mostrada na Fig. 4.9.

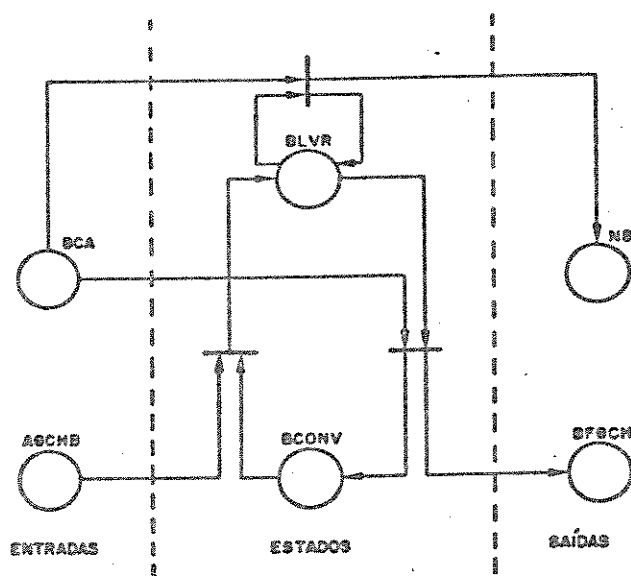


Fig. 4.9 - Rede de Petri equivalente ao diagrama de estado da Fig. 4.8 (b).

Estas regras aplicam-se a cada processo individualmente. Para se fazer a interconexão dos processos, leva-se em consideração que os lugares de saída de um processo são os lugares de entrada de outro processo e vice-versa (veja mais detalhes na referência [6]).

Assim, a rede de Petri equivalente pode ser contruída para os três processos interconectados. Entretanto, pode-se verificar por inspeção que essa rede equivalente teria mais que 24 lugares e 24 transições e portanto não poderia ser analisada pelo SIPRO. Isto porque o programa encontra-se implementado no CP700 da Prológica e por uma questão de memória disponíveis ele possui a limitação de analisar redes contendo, o número de lugares e transições citados. Optou-se, então pela divisão do protocolo em partes e aplicação do método de validação a estas partes cujas RP equivalentes possuem menos que o limite estabelecido para lugares e transições. Esta divisão depende de cada protocolo e deve ser cuidadosamente estudada. Neste exemplo, o protocolo pode ser dividido em duas partes, relativamente independentes. A primeira parte representa a interação entre os processos A e C na fase inicial de sinalização. A segunda parte representa os três processos se interagindo na fase final de sinalização.

O método de validação consiste então em se verificar, inicialmente a existência de alguma imperfeição na primeira parte utilizando-se o SIPRO. Assim, as imperfeições encontradas são corrigidas. Quando a primeira parte estiver funcionando perfeitamente, faz-se um modelo simplificado para esta rede, utilizando-se o mínimo possível de lugares e transições (isto

dependerá de cada protocolo). As redes de Petri equivalentes da primeira parte (com 16 lugares e 16 transições) e da segunda parte (com 17 lugares e 12 transições), são mostradas respectivamente nas Fig. 4.10 e Fig. 4.11.

Os resultados da análise pelo SIPRO da primeira parte do protocolo são mostrados na APENDICE 4. Verificou-se que a rede não possui imperfeições (isto é, a rede é limitada, viva e reiniciável). Assim na Fig. 4.11 a RP da primeira parte do protocolo foi substituída por sete lugares e duas transições. O lugar de entrada da transição T1 é o lugar ALVR, e as saídas são os lugares ESPCA e ENVVG (todos os outros lugares e todas as outras transições do processo A estão representados pela transição T1). O lugar de entrada à transição T7 é o lugar CLVR e a saída de T7 é diretamente ligada aos lugares ESPB, ACA e BCA (todos os outros lugares e todas as outras transições do processo C estão representados pela transição T7). Desse modo houve uma redução considerável nos números de lugares e transições da rede.

Os resultados da análise no SIPRO dessa segunda parte do protocolo estão mostrados na APENDICE 5. Estes resultados mostram que a rede é livre de imperfeições (a rede é viva, limitada e reiniciável), indicando que o funcionamento do protocolo correspondente é perfeito.

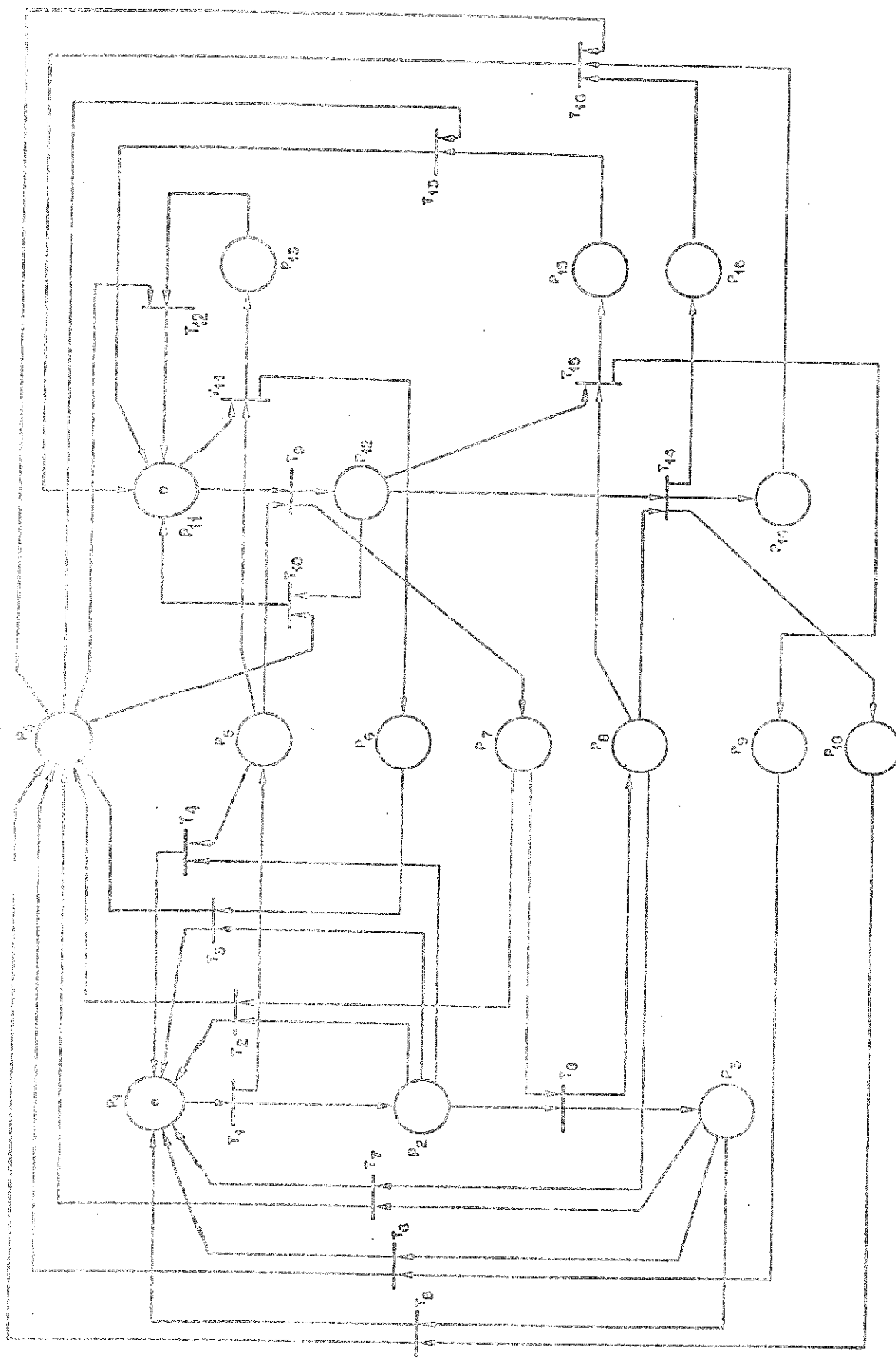


Fig. 4.10 -- Rede de Petri equivalente da primeira parte do protocolo

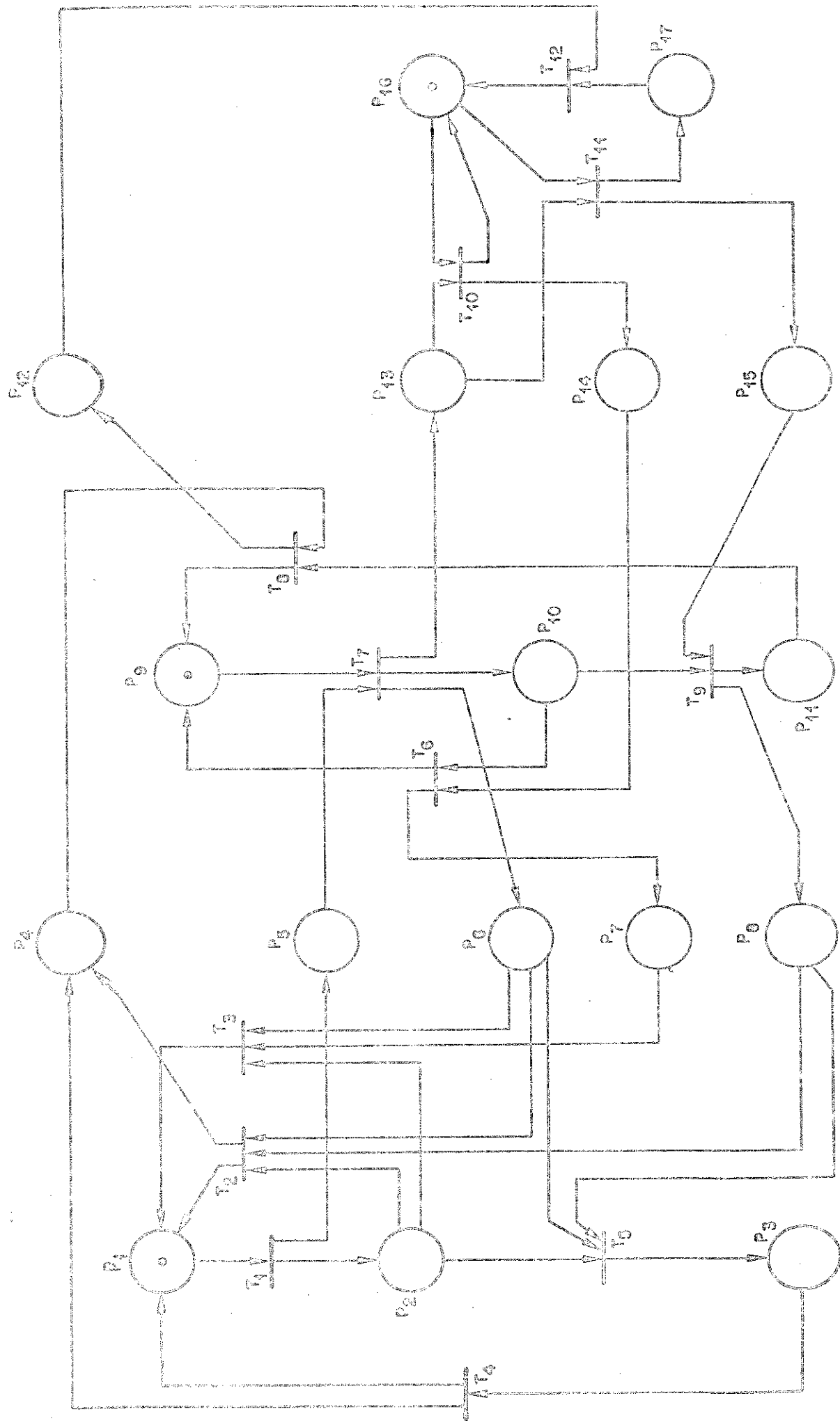


Fig. 4.11' - Rede de Petri equivalente da segunda parte do protocolo

4.3 - EXEMPLOS DE ANÁLISE DE REDUÇÃO DE REDE DE PETRI

Inicialmente são feitas análises de redução para três das redes de Petri equivalentes dos protocolos estudados neste capítulo. São comentadas as correspondências existentes entre as máquinas de senhas das redes originais e reduzidas. É mostrado como os caminhos destas máquinas de senhas são simplificados, sem que os estados principais dos protocolos sejam alterados, conservando assim as propriedades da rede e possibilitando a localização de alguma imperfeição do protocolo correspondente.

Em seguida, são feitas algumas modificações em uma rede de Petri deste capítulo, para ilustrar casos de redução de rede com transições identidade e lugares idênticos que não apareceram nos exemplos anteriores. São também apresentadas as análises clássicas das redes reduzidas.

4.3.1 - Redução da rede de Petri da Fig. 4.4

Foi feita a análise de redução da rede de Petri da Fig. 4.4 utilizando-se o módulo PET3 do programa SIPRO e a rede de Petri reduzida está apresentada na Fig. 4.12.

Estudou-se o comportamento dinâmico da rede de Petri através da análise clássica. Os dados estruturais da rede reduzida assim como os resultados da análise clássica estão no APÊNDICE 6.

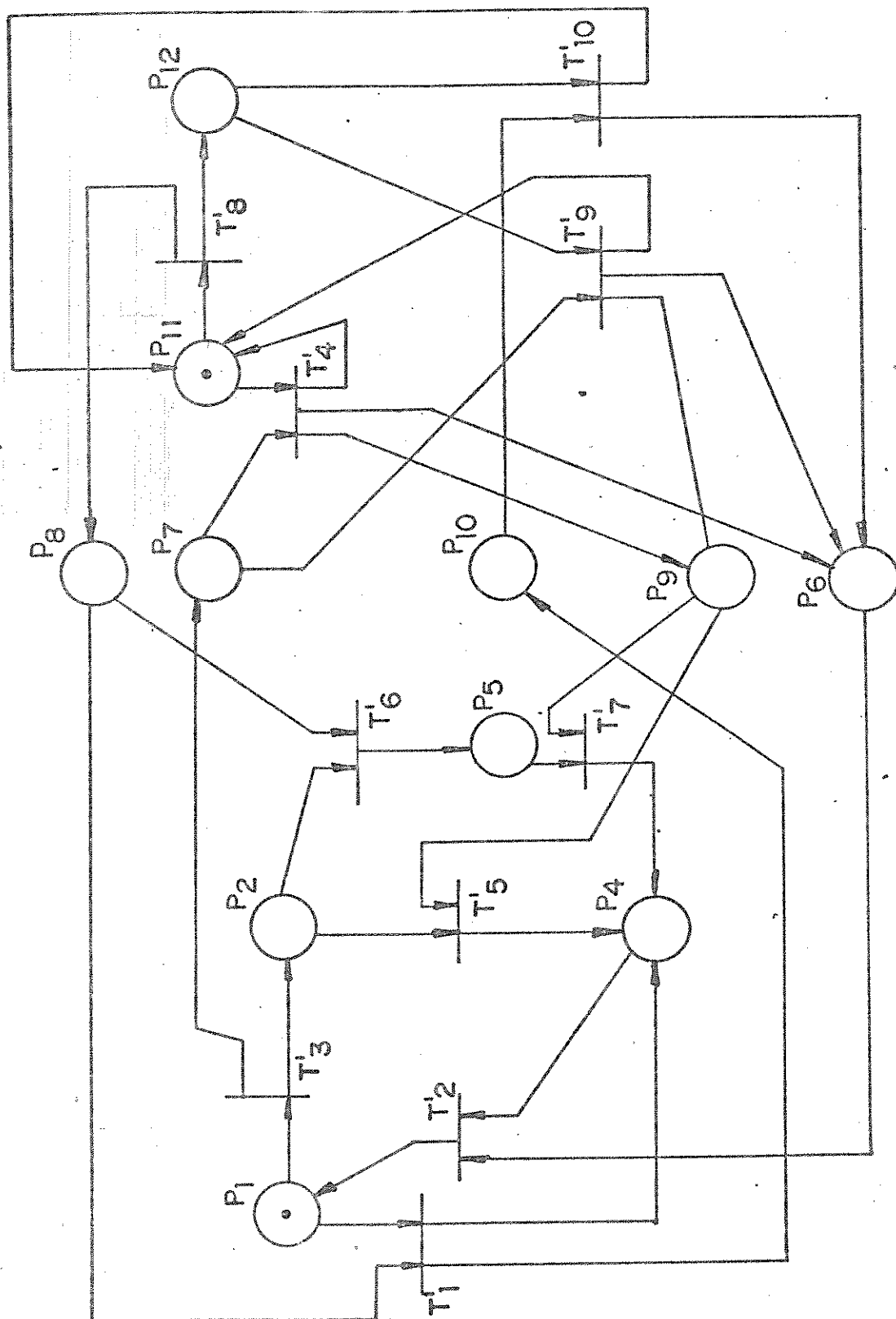


Fig. 4.12- Rede de Petri Reduzida da Fig. 4.4

OBSERVAÇÕES : Na rede de Petri reduzida procurou-se não alterar os códigos originais dos lugares, ou seja, os lugares possuem os mesmos códigos tanto na rede original como na rede reduzida. Optou-se por esta forma para facilitar a correspondência entre a rede original e a reduzida facilitando a localização das imperfeições do protocolo. Entretanto, as transições foram reenumeradas, pois elas variam muito com a redução.

Comparando-se as listas de marcações e as máquinas de senhas das duas redes verifica-se que:

Rede Original:

- a) Na marcação de número 26 o lugar P8 apresenta a característica não limitada.
- b) As quatro sequências de disparos abaixo levam a rede da marcação inicial à marcação de número 26:

1 - {t3,t8,t11,t10,t5,t13,t2}

2 - {t3,t8,t11,t10,t13,t5,t2}

3 - {t8,t3,t11,t10,t5,t13,t2}

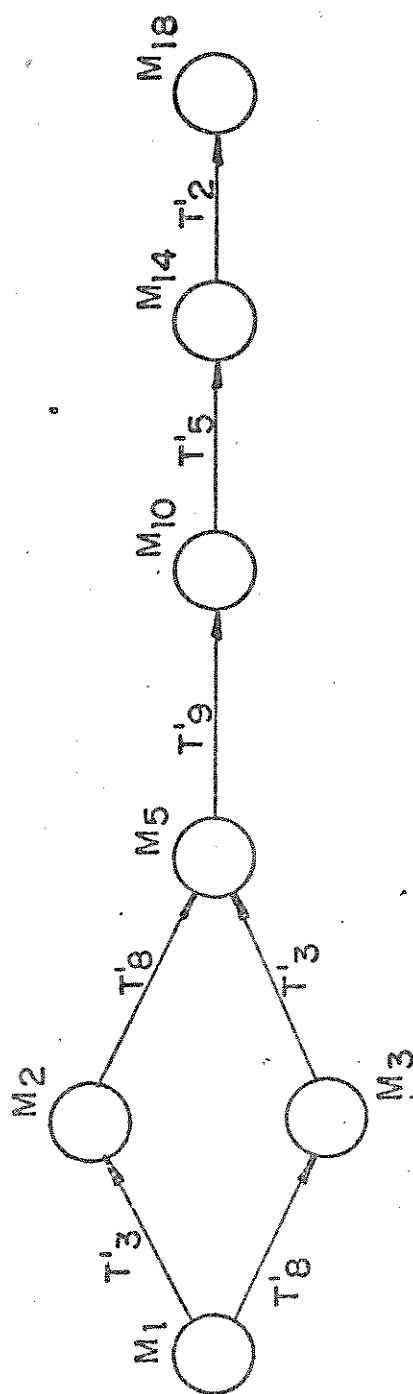
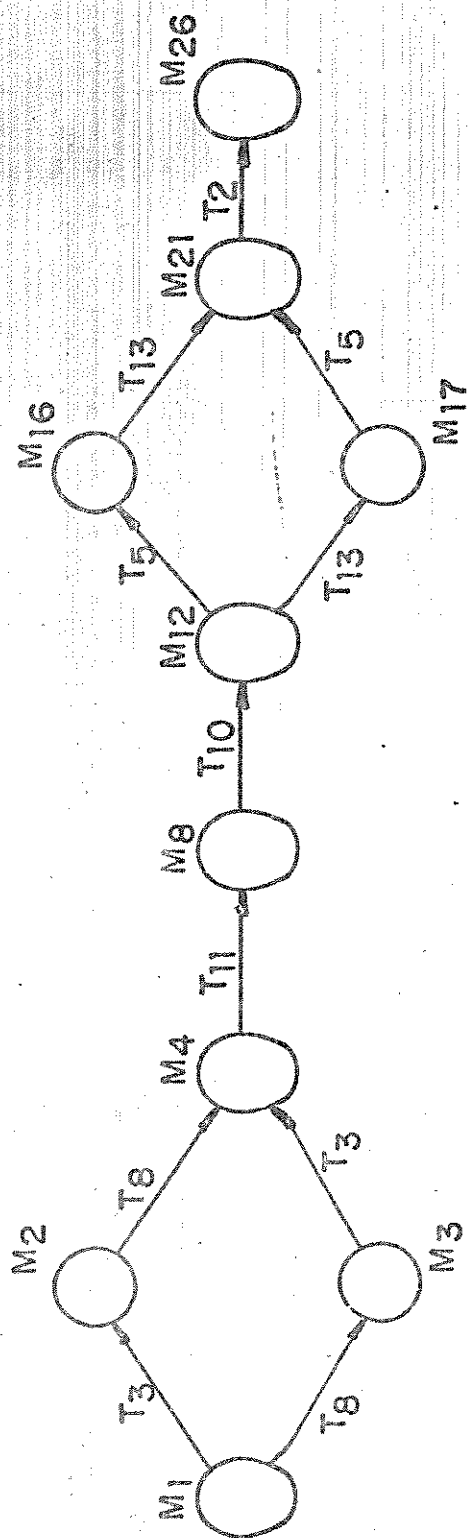
4 - {t8,t3,t11,t10,t13,t5,t2}

- c) Na Fig.4.13 está representada a parte da máquina de senhas que contém as quatro sequências de disparos acima.

Rede Reduzida

- a) O lugar P8 apresenta a característica não limitada na marcação de número 18.
- b) As duas sequências de disparos abaixo levam a marcação inicial à marcação de número 18 :
 - 1 - {t'3,t'8,t'9,t'5,t'2}
 - 2 - {t'8,t'3,t'9,t'5,t'2}
- c) Na Fig.4.14 está representada a parte da máquina de senhas que contém as duas sequências de disparos que levam a marcação inicial à marcação de número 18.

Analisando as duas máquinas de senhas, pode-se perceber que na rede reduzida houve, além da diminuição do número de marcações, a supressão de caminhos alternativos que não afetaram as propriedades da rede. Desse modo, a rede reduzida apresentou também a característica não limitada, significando que o protocolo possui alguma imperfeição. Neste exemplo, a imperfeição é a mesma daquela analisada no item 4.2.1, ou seja, os processos A e B não estão preparados para receber pedidos de conexões simultâneos.



4.3.2 - Redução das redes de Petri das Fig.4.10 e Fig.4.11

Após a análise de redução utilizando o SIPRO verificou-se que a rede de Petri da Fig.4.10 é irredutível para as regras de redução implementadas. Quando se descreveu o protocolo de sinalização telefônica procurou-se apresentá-lo de forma mais compacta possível afim de se tornar viável sua análise no SIPRO. Assim existem estados em sua representação em diagrama de estados que condensam outros estados o que equivale a análise de redução.

O resultado da análise de redução da Fig. 4.11 está apresentada no APENDICE 7.

Ali estão mostrados tanto os dados estruturais da rede de Petri reduzida quanto os resultados da análise clássica da rede. Inspeccionado-se a rede de Petri original pode-se verificar que após a substituição do conjunto $\{t5, P3, t4\}$ criou-se uma transição idêntica à transição $t2$ que será simplificada, portanto a rede reduzida é a rede original eliminando-se dela o lugar $P3$ e as transições $t4$ e $t5$. A tabela de marcações da rede reduzida é a mesma da rede original subtraindo-se dela a marcação onde o lugar $P3$ contém senhas.

4.3.3 - Redução da rede de Petri da Fig. 4.1 modificada.

A rede de Petri da Fig. 4.15 corresponde à rede da Fig. 4.1 onde se introduziram o lugar $P8$ (idêntico a $P3$) e a transição identidade $t7$. Pode-se facilmente observar que a tabela de marcações da rede de Petri da Fig. 4.15 será a mesma da correspondente à Fig. 4.1 acrescentando a ela apenas a marcação

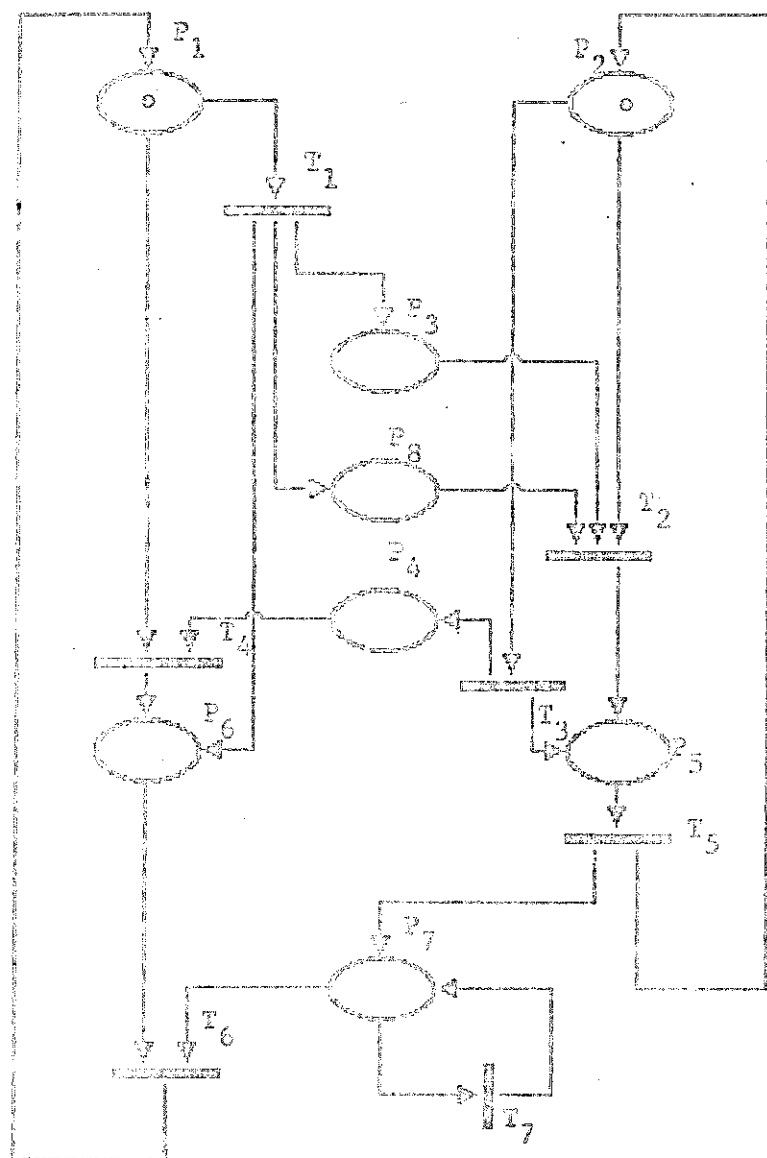


Fig. 4.15 - Rede de Petri da Fig. 4.1 onde se introduziu o lugar P_8 idêntico a P_3 e a transição T_7 que é uma transição identidade.

do lugar P8 que nada interfirirá no no resultado da análise da rede conforme está mostrado no APENDICE 8.

Após a realização da análise de redução desta rede este lugar e esta transição serão simplificados. O conjunto {t2, t3, P5, t5} também será substituído. O resultado da análise de redução (os dados estruturais da rede reduzida e os resultados da análise clássica da rede reduzida) estão apresentados no APENDICE 9.

4.4 - CONCLUSÕES

Neste capítulo foi proposta uma metodologia de validação de protocolos baseada no analisador automático de rede de Petri (SIPRO).

Esta metodologia consistiu em transformar um protocolo descrito de forma informal em uma linguagem de projeto intermediária (diagrama de estados, linguagem de especificação - LL, etc) e a partir dessa linguagem mais formal converter o protocolo para a rede de Petri. As propriedades da rede de Petri são então analisadas no SIPRO, que fornecem um diagnóstico do bom comportamento do protocolo. Uma vez notado o mal funcionamento do protocolo o usuário terá que verificar no protocolo original as imperfeições existentes e corrigi-las, novamente converter para a rede de Petri e fazer nova análise no SIPRO. Assim, de maneira iterativa o usuário poderá validar o protocolo.

Foi proposto também uma técnica de análise de rede de Petri de médio e de grande porte que não foram possíveis de analisar no SIPRO devido às limitações de memória do

microcomputador.

Esta técnica foi baseada na partição da rede de Petri de forma a analisar cada parte separadamente no SIPRO. Para cada parte da rede a ser analisada foram acopladas as outras partes da rede de uma maneira mais simplificada.

A metodologia de validação de protocolos de comunicação proposta foi testada em vários exemplos. Foi possível detectar imperfeições no protocolo que outro método de validação apresentado na literatura [5] não detectou, comprovando dessa maneira a eficácia da metodologia apresentada.

Foi também discutida a equivalência entre as análises clássicas da rede de Petri original e da rede de Petri reduzida o que torna possível o uso das técnicas de redução para auxílio na validação de protocolos de comunicação em situações de explosão de estados.

CAPITULO 5

CONCLUSÕES GERAIS

Neste trabalho discutiu-se um método formal de validação de protocolos de comunicação. O método foi baseado em rede de Petri, levando em conta principalmente, a sua facilidade de implementação. A metodologia foi testada em vários exemplos, e mostrou-se bastante eficiente, conseguindo inclusive detectar imperfeição de um protocolo que um outro método de validação de protocolo existente na literatura [5] não detectou.

No método de validação de protocolo baseado em rede de Petri pode ocorrer um aumento exagerado no número de marcações (estados) que pode dificultar a sua análise. Para minimizar este problema implementou-se a análise de redução [2] [9] [10] da rede que suprime alguns lugares e transições sem alterar as propriedades gerais da rede. Foi proposta, também uma técnica adicional de partição de rede de Petri para tratar protocolos de médio e grande porte.

Uma das limitações do método de validação de protocolos discutido nesse trabalho, é o não tratamento de protocolos com temporizações. Para validar esses protocolos será necessária a implementação de redes de Petri temporizadas [13]. Além disso, poderá ser implementada a rede de Petri colorida [12], para que seja possível, por exemplo, distinguir mensagens de confirmações diferentes. Com esses melhoramentos em trabalhos futuros, o método de validação de protocolos discutido neste trabalho, terá uma potencialidade bastante aumentada, podendo analisar a totalidade dos protocolos reais.

BIBLIOGRAFIA

- [1] J.L. PETERSON , " Petri Net Theory and Modelling of Systems".
Pretince-Hall , Inc. , 1981.
- [2] G. BERTHELOT , " Verifcation des réseaux de Petri". These de
3éme Cycle, Université de PARIS VI, Paris,
1978
- [3] B.C. PRADIN , " Un Outil Graphique Interactif pour la
validation des Systems à Evolution Parallele
Decrits par Reseaux de Petri". These de
Docteur-Ingenieur, Université Paul Sabatier,
Toulouse, 1979.
- [4] CCITT , " Function Specification and Description
Language" (SDL), Volume VI, Fascicle V.I.7,
Recomendações Z101-Z104, 1980
- [5] P. ZAFIROPULO, " A New Approach to Protocol Validation",
Proceedings of International Conference of
Communications, ICC'77, Vol. 2, pp 259 - 263,
June 1977.
- [6] W.C. BORELLI, M. MARTON, S. MOTOYAMA, "Conversão de SDL para
a rede de Petri". RT-20, Publicação FEC 100/85
1985
- [7] W.C. BORELLI, L. GUIMARAES, M. MARTON, " Arquitetura de
Computadores e Protocolos de Comunicações",
RT - 09 , Publicaçao FEC 067/84, 1984

- [8] G.V. BOCHMANN, " A General Transition Model for Protocols and Communication Services", IEEE Transactions on Communications, Vol. COM - 28, No. 4, pp 643 - 650 , April 1980
- [9] G. BERTHELOT, G. ROUCAIROL : " Reduction of Petri Nets" inc : Proc. of Symp. on MFCS 76, Lec. Notes in Computer Sci. 45, pp 202 - 209, Springer Berlin - 1976
- [10] G.BERTHELOT, G. ROUCAIROL : " Reductin of Nets and Parallel Prograns" inc. Proc. of Advanced Course on General Net Theory of Process and Systems. Hamburg - 1979
- [11] G. BERTHELOT, R. TERRAT, " Petri Nets Theory for the Corretness of Protocols". IEEE Transactions on Communications, Vol. COM - 30, No.12, pp 2497-2505, December 1982
- [12] M. DIAZ " Modeling and Analysis of Comunication and Cooperation Protocols Using Petri Net Based Models", North - Holland Publishing Company, Computer Networks 6 (1982) pp 419 - 441
- [13] M. MARTON, W.C. BORELLI, S. MOTOYAMA, " Rede de Petri Temporizada : Modelo e Exemplo", RT - 35 _ Publicação FEC 077/86 - 1986
- [14] G.V. BOCHMANN, " Finite State Description of Communicatin Protocols", North Holland, Publishing Company, Computer Networks, pp 361 - 372, 1978

15] S. MOTOYAMA, E.S. RAMOS Jr. , " Métodos de Validação de
Protocolos " , RT - 10, Publicação FEC
065/84 - Julho 1984

APÊNDICE I

DADOS ESTRUTURAIS E RESULTADOS DA ANÁLISE
CLÁSSICA DA REDE DE PETRI DA FIG. 4.2

DADOS ESTRUTURAIS DA REDE DA FIG. 4.2

BARRA T1

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P1 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P3 : 1

P6 : 1

BARRA T2

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P3 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P5 : 1

BARRA T3

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P4 : 1

P5 : 1

BARRA T4

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P1 : 1

P4 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1

BARRA T5

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P5 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P7 : 1

BARRA T6

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P6 : 1

P7 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

MARCACAO INICIAL

LUGAR : PESO

P1 : 1

P2 : 1

CHRONO	P	1	:	1	P	2	:	1												
1	P	1	:	1	P	3	:	1	P	6	:	1								
2	P	2	:	1	P	3	:	1	P	5	:	1								
3	P	1	:	1	P	4	:	1	P	5	:	1								
4	P	5	:	1	P	6	:	1												
5	P	3	:	1	P	4	:	1	P	5	:	1	P	6	:	1				
6	P	1	:	1	P	2	:	1	P	4	:	99	P	7	:	99				
7	P	2	:	1	P	6	:	1	P	7	:	1								
8	P	2	:	1	P	3	:	1	P	4	:	99	P	6	:	1	P	7	:	99
9	P	1	:	1	P	4	:	99	P	5	:	1	P	7	:	99				
10	P	2	:	1	P	4	:	99	P	6	:	1	P	7	:	99				
11	P	4	:	99	P	5	:	1	P	6	:	1	P	7	:	99				
12	P	3	:	1	P	4	:	99	P	5	:	1	P	6	:	1	P	7	:	99
13	P	1	:	1	P	2	:	1	P	3	:	99	P	4	:	99	P	7	:	99
14	P	1	:	1	P	3	:	99	P	4	:	99	P	5	:	1	P	7	:	99
15	P	2	:	1	P	3	:	99	P	4	:	99	P	6	:	1	P	7	:	99
16	P	3	:	99	P	4	:	99	P	5	:	1	P	6	:	1	P	7	:	99

MARCACAO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCACAO

1	-	1	:	2	3	:	3	0	:	0	0	:	0
2	-	2	:	4	3	:	5	0	:	0	0	:	0
3	-	1	:	5	4	:	4	5	:	6	0	:	0
4	-	5	:	7	0	:	0	0	:	0	0	:	0
5	-	5	:	8	0	:	0	0	:	0	0	:	0
6	-	1	:	8	3	:	9	4	:	10	0	:	0
7	-	3	:	11	6	:	1	0	:	0	0	:	0
8	-	2	:	11	3	:	12	6	:	13	0	:	0
9	-	1	:	12	4	:	11	5	:	6	0	:	0
10	-	3	:	11	6	:	6	0	:	0	0	:	0
11	-	5	:	10	6	:	9	0	:	0	0	:	0
12	-	5	:	8	6	:	14	0	:	0	0	:	0
13	-	1	:	15	2	:	14	3	:	14	4	:	15
14	-	1	:	16	4	:	16	5	:	13	0	:	0
15	-	2	:	16	3	:	16	6	:	13	0	:	0
16	-	5	:	15	6	:	14	0	:	0	0	:	0

AS MARCAÇÕES QUE NÃO REINICIAM SÃO

5	6	8	9	10	11	12	13	14	15	16
---	---	---	---	----	----	----	----	----	----	----

APÊNDICE 2

RESULTADO DA ANÁLISE CLÁSSICA DA REDE
DE PETRI DA FIG. 4.4

RESULTADO DA ANÁLISE CLÁSSICA DA RP DA FIG. 4.4

LISTAGEM DE MARCACAÇÃO

MARCACAÇÃO

1	P 1 : 1	P11 : 1				
2	P 2 : 1	P 7 : 1	P11 : 1			
3	P 1 : 1	P 8 : 1	P12 : 1			
4	P 2 : 1	P 7 : 1	P 8 : 1	P12 : 1		
5	P 2 : 1	P13 : 1				
6	P 3 : 1	P12 : 1				
7	P 5 : 1	P 7 : 1	P12 : 1			
8	P 2 : 1	P 8 : 1	P13 : 1			
9	P 2 : 1	P 9 : 1	P14 : 1			
10	P 4 : 1	P10 : 1	P12 : 1			
11	P 5 : 1	P13 : 1				
12	P 2 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P14 : 1		
13	P 4 : 1	P14 : 1				
14	P 2 : 1	P 6 : 1	P 9 : 1	P11 : 1		
15	P 5 : 1	P 9 : 1	P14 : 1			
16	P 4 : 1	P 8 : 1	P14 : 1			
17	P 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P11 : 1	
18	P 4 : 1	P 6 : 1	P11 : 1			
19	P 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	
20	P 5 : 1	P 6 : 1	P 9 : 1	P11 : 1		
21	P 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P11 : 1		
22	P 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 2	P 9 : 1	P12 : 1	
23	P 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P12 : 1		
24	P 5 : 1	P 6 : 1	P 9 : 1	P12 : 1		
25	P 5 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	
26	P 1 : 1	P 8 : 99	P11 : 1			
27	P 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 2	P12 : 1		
28	P 4 : 1	P 6 : 1	P12 : 1			
29	P 3 : 1	P 8 : 99	P11 : 1			
30	P 2 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P11 : 1		
31	P 1 : 1	P 8 : 99	P12 : 1			
32	P 1 : 1	P12 : 1				
33	P 4 : 1	P 8 : 99	P10 : 1	P11 : 1		
34	P 3 : 1	P 8 : 99	P12 : 1			
35	P 5 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P11 : 1		
36	P 2 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P12 : 1		
37	P 2 : 1	P 8 : 99	P13 : 1			
38	P 2 : 1	P 7 : 1	P12 : 1			
39	P 4 : 1	P 8 : 99	P10 : 1	P12 : 1		
40	P 5 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P12 : 1		
41	P 5 : 1	P 8 : 99	P13 : 1			
42	P 2 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P14 : 1		
43	P 4 : 1	P 8 : 99	P14 : 1			
44	P 5 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P14 : 1		
45	P 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P11 : 1	
46	P 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P11 : 1		
47	P 5 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P11 : 1	
48	P 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P12 : 1	
49	P 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P12 : 1		
50	P 5 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P12 : 1	

MAQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCAÇAO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCAÇAO

1	-	3	:	2	8	:	3	0	:	0
2	-	8	:	4	9	:	5	0	:	0
3	-	1	:	6	3	:	4	0	:	0
4	-	6	:	7	11	:	8	0	:	0
5	-	10	:	9	0	:	0	0	:	0
6	-	4	:	10	0	:	0	0	:	0
7	-	11	:	11	0	:	0	0	:	0
8	-	6	:	11	10	:	12	0	:	0
9	-	5	:	13	13	:	14	0	:	0
10	-	12	:	13	0	:	0	0	:	0
11	-	10	:	15	0	:	0	0	:	0
12	-	5	:	16	6	:	15	13	:	17
13	-	13	:	18	0	:	0	0	:	0
14	-	5	:	18	8	:	19	0	:	0
15	-	7	:	13	13	:	20	0	:	0
16	-	13	:	21	0	:	0	0	:	0
17	-	5	:	21	6	:	20	8	:	22
18	-	2	:	1	8	:	23	0	:	0
19	-	5	:	23	6	:	24	0	:	0
20	-	7	:	18	8	:	25	0	:	0
21	-	2	:	26	8	:	27	0	:	0
22	-	5	:	27	6	:	25	0	:	0
23	-	2	:	3	0	:	0	0	:	0
24	-	7	:	28	0	:	0	0	:	0
25	-	7	:	23	0	:	0	0	:	0
26	-	1	:	29	3	:	30	8	:	31
27	-	2	:	31	0	:	0	0	:	0
28	-	2	:	32	0	:	0	0	:	0
29	-	4	:	33	8	:	34	0	:	0
30	-	6	:	35	8	:	36	9	:	37
31	-	1	:	34	3	:	36	0	:	0
32	-	3	:	38	0	:	0	0	:	0
33	-	8	:	39	0	:	0	0	:	0
34	-	4	:	39	0	:	0	0	:	0
35	-	8	:	40	9	:	41	0	:	0
36	-	6	:	40	11	:	37	0	:	0
37	-	6	:	41	10	:	42	0	:	0
38	-	11	:	5	0	:	0	0	:	0
39	-	12	:	43	0	:	0	0	:	0
40	-	11	:	41	0	:	0	0	:	0
41	-	10	:	44	0	:	0	0	:	0
42	-	5	:	43	6	:	44	13	:	45
43	-	13	:	46	0	:	0	0	:	0
44	-	7	:	43	13	:	47	0	:	0
45	-	5	:	46	6	:	47	8	:	48
46	-	2	:	26	8	:	49	0	:	0
47	-	7	:	46	8	:	50	0	:	0
48	-	5	:	49	6	:	50	0	:	0
49	-	2	:	31	0	:	0	0	:	0
50	-	7	:	49	0	:	0	0	:	0

*** REDE VIVA E NAO REINICIABEL ***

AS MARCAÇOES QUE NAO REINICIAM SAO

16	21	26	27	29	30	31	33	34	35	36	37	39	40	41
42	43	44	45	46	47	48	49	50						

APÊNDICE 3

RESULTADOS DA ANÁLISE CLÁSSICA DA
REDE DE PETRI DA FIG. 4.6

LISTAGEM DE MARCACAÇÃO

MARCACAÇÃO

1	P 1 : 1	P 11 : 1		
2	P 2 : 1	P 7 : 1	P 11 : 1	
3	P 1 : 1	P 8 : 1	P 12 : 1	
4	P 2 : 1	P 7 : 1	P 8 : 1	P 12 : 1
5	P 2 : 1	P 15 : 1		
6	P 3 : 1	P 12 : 1		
7	P 5 : 1	P 7 : 1	P 12 : 1	
8	P 2 : 1	P 8 : 1	P 13 : 1	
9	P 2 : 1	P 16 : 1	P 22 : 1	
10	P 4 : 1	P 10 : 1	P 12 : 1	
11	P 5 : 1	P 13 : 1		
12	P 2 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P 18 : 1
13	P 20 : 1	P 22 : 1		
14	P 4 : 1	P 14 : 1		
15	P 5 : 1	P 9 : 1	P 18 : 1	
16	P 4 : 1	P 21 : 1	P 22 : 1	
17	P 4 : 1	P 6 : 1	P 11 : 1	
18	P 18 : 1	P 19 : 1		
19	P 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 12 : 1
20	P 4 : 1	P 17 : 1	P 18 : 1	

MAQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCACAÇÃO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCACAÇÃO

1 -	3 : 2	8 : 3
2 -	8 : 4	9 : 5
3 -	1 : 6	3 : 4
4 -	6 : 7	11 : 8
5 -	14 : 9	0 : 0
6 -	4 : 10	0 : 0
7 -	11 : 11	0 : 0
8 -	6 : 11	10 : 12
9 -	5 : 13	0 : 0
10 -	12 : 14	0 : 0
11 -	10 : 15	0 : 0
12 -	6 : 15	0 : 0
13 -	18 : 16	0 : 0
14 -	15 : 17	0 : 0
15 -	7 : 18	0 : 0
16 -	13 : 14	0 : 0
17 -	2 : 1	8 : 19
18 -	16 : 20	0 : 0
19 -	2 : 3	0 : 0
20 -	17 : 14	0 : 0

**** R E D E V I V A E R E I N I C I A V E L ****

APÊNDICE 4

DADOS ESTRUTURAIS E RESULTADO DA ANÁLISE
CLÁSSICA DA REDE DE PETRI DA FIG. 4.10

DADOS ESTRUTURAIS DA RP DA FIG. 4.10

BARRA T1

LUGAR DE ENTRADA : PESO

F1 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P5 : 1

BARRA T2

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P7 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

P4 : 1

BARRA T3

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P6 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

P4 : 1

BARRA T4

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P5 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

BARRA T5

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P3 : 1
P10 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1
P4 : 1

BARRA T6

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P3 : 1
P9 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1
P4 : 1

BARRA T7

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P3 : 1
P8 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1
P4 : 1

BARRA T8

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1
P7 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P3 : 1
P8 : 1

BARRA T9

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P5 : 1
P11 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P7 : 1
P12 : 1

BARRA T10

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1
P12 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P11 : 1

BARRA T11

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P5 : 1
P11 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1
P13 : 1

BARRA T12

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1
P13 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P11 : 1

BARRA T13

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1
P15 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P11 : 1

BARRA T14

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P8 : 1
P12 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P10 : 1
P14 : 1
P16 : 1

BARRA T15

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P8 : 1
P12 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P9 : 1
P15 : 1

BARRA T16

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1
P14 : 1
P16 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P11 : 1

TABELA DE NOME E CODIGO

CODIGO E NOME DAS BARRAS

T1	=	BAR1
T2	=	BAR2
T3	=	BAR3
T4	=	BAR4
T5	=	BAR5
T6	=	BAR6
T7	=	BAR7
T8	=	BAR8
T9	=	BAR9
T10	=	BAR10
T11	=	BAR11
T12	=	BAR12
T13	=	BAR13
T14	=	BAR14
T15	=	BAR15
T16	=	BAR16

CODIGO E NOME DOS LUGARES

P1	=	ALVR
P2	=	ESPTD
P3	=	ESPOA
P4	=	AGNCH
P5	=	DC
P6	=	BI
P7	=	SEI
P8	=	ENVDO
P9	=	BOCP
P10	=	ACA
P11	=	CLVR
P12	=	ESPDG
P13	=	NREG
P14	=	ESPB
P15	=	DOINV
P16	=	BOA

MARCACAO INICIAL

LUGAR : PESO

P1	:	1
P11	:	1

RESULTADO DA ANÁLISE CLÁSSICA DA RP DA FIG. 4.10

MAQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCACAO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCACAO

1 -	1 : 2	0 : 0	0 : 0
2 -	4 : 1	9 : 3	11 : 4
3 -	2 : 5	8 : 6	0 : 0
4 -	3 : 7	0 : 0	0 : 0
5 -	1 : 8	10 : 1	0 : 0
6 -	7 : 5	14 : 9	15 : 10
7 -	1 : 11	12 : 1	0 : 0
8 -	4 : 5	10 : 2	0 : 0
9 -	5 : 12	0 : 0	0 : 0
10 -	6 : 13	0 : 0	0 : 0
11 -	4 : 7	12 : 2	0 : 0
12 -	1 : 14	16 : 1	0 : 0
13 -	1 : 15	13 : 1	0 : 0
14 -	4 : 12	16 : 2	0 : 0
15 -	4 : 13	13 : 2	0 : 0

LISTAGEM DE MARCACAO

MARCACAO

1	F 1 : 1	F11 : 1		
2	F 2 : 1	F 5 : 1	F11 : 1	
3	F 2 : 1	F 7 : 1	P12 : 1	
4	F 2 : 1	F 6 : 1	P13 : 1	
5	F 1 : 1	F 4 : 1	P12 : 1	
6	F 3 : 1	F 8 : 1	P12 : 1	
7	F 1 : 1	F 4 : 1	P13 : 1	
8	F 2 : 1	F 4 : 1	P 5 : 1	F12 : 1
9	F 3 : 1	P10 : 1	P14 : 1	P16 : 1
10	F 3 : 1	F 9 : 1	P15 : 1	
11	F 2 : 1	F 4 : 1	P 5 : 1	P13 : 1
12	F 1 : 1	F 4 : 1	P14 : 1	F16 : 1
13	F 1 : 1	F 4 : 1	P15 : 1	
14	F 2 : 1	F 4 : 1	P 5 : 1	P14 : 1 P16 : 1
15	F 2 : 1	F 4 : 1	P 5 : 1	P15 : 1

**** REDE VIVA E REINICIAVEL****

APÊNDICE 5

DADOS ESTRUTURAIS E ANÁLISE CLÁSSICA
DA REDE DE PETRI DA FIG. 4.11

DADOS ESTRUTURAIS DA RP DA FIG. 4.11

BARRA T1

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P1 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P5 : 1

BARRA T2

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P6 : 1

P8 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

P4 : 1

BARRA T3

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P6 : 1

P7 : 2

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

BARRA T4

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P3 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

P4 : 1

BARRA T5

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P6 : 1

P8 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P3 : 1

BARRA T6

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P10 : 1

P14 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P7 : 1

P9 : 1

BARRA T7

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P5 : 1

P9 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1

P10 : 1

P13 : 1

BARRA T8

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1

P11 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P9 : 1

P12 : 1

BARRA T9

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P10 : 1

P15 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P8 : 1

P11 : 1

BARRA T10

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P13 : 1

P16 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P14 : 1

P16 : 1

BARRA T11

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P13 : 1

P16 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P15 : 1

P17 : 1

BARRA T12

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P12 : 1

P17 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P16 : 1

TABELA DE NOME E CODIGO

CODIGO E NOME DAS BARRAS

T1	=	BAR1
T2	=	BAR2
T3	=	BAR3
T4	=	BAR4
T5	=	BAR5
T6	=	BAR6
T7	=	BAR7
T8	=	BAR8
T9	=	BAR9
T10	=	BAR10
T11	=	BAR11
T12	=	BAR12

CODIGO E NOME DOS LUGARES

P1	=	ALVR
P2	=	ESPCA
P3	=	ACONV
P4	=	AGNCH
P5	=	ENVDO
P6	=	ACA
P7	=	ENATD
P8	=	EATD
P9	=	CLVR
P10	=	ESPB
P11	=	CONEC
P12	=	AGCHE
P13	=	ECA
P14	=	NE
P15	=	BFGCH
P16	=	BLVR
P17	=	ECONV

MARCAÇÃO INICIAL

LUGAR : PESO

P1	:	1
P9	:	1
P16	:	1

ANÁLISE CLÁSSICA DA RP DA FIG. 4.11

LISTAGEM DE MARCACAO

MARCACAO

1	P	1 : 1	P 9 : 1	P16 : 1			
2	P	2 : 1	P 5 : 1	P 9 : 1	P16 : 1		
3	P	2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P13 : 1	P16 : 1	
4	P	2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P14 : 1	P16 : 1	
5	P	2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P15 : 1	P17 : 1	
6	P	2 : 1	P 6 : 1	P 7 : 1	P 9 : 1	P16 : 1	
7	P	2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P11 : 1	P17 : 1	
8	P	1 : 1	P 4 : 1	P11 : 1	P17 : 1		
9	P	3 : 1	P11 : 1	P17 : 1			
10	P	2 : 1	P 4 : 1	P 5 : 1	P11 : 1	P17 : 1	
11	P	1 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	P17 : 1		
12	P	2 : 1	P 5 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	P17 : 1	
13	P	2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P12 : 1	P13 : 1	P17 : 1

MAQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCACAO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCACAO

1 -	1 : 2	0 : 0
2 -	7 : 3	0 : 0
3 -	10 : 4	11 : 5
4 -	6 : 6	0 : 0
5 -	9 : 7	0 : 0
6 -	3 : 1	0 : 0
7 -	2 : 8	5 : 9
8 -	1 : 10	8 : 11
9 -	4 : 8	0 : 0
10 -	8 : 12	0 : 0
11 -	1 : 12	12 : 1
12 -	7 : 13	12 : 2
13 -	12 : 3	0 : 0

**** REDE VIVA E REINICIÁVEL****

APÊNDICE 6

DADOS ESTRUTURAIS E RESULTADOS DA ANÁLISE CLÁSSICA
DA REDE DE PETRI DA FIG. 4.12

DADOS ESTRUTURAIS DA RP DA FIG. 4.12

BARRA T1

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P1 : 1

P8 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P4 : 1

P10 : 1

BARRA T2

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1

P6 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

BARRA T3

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P1 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P7 : 1

BARRA T4

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P7 : 1

P11 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1

P9 : 1

P11 : 1

BARRA T5

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P9 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P4 : 1

BARRA T6

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P8 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P5 : 1

BARRA T7

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P5 : 1

P9 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P4 : 1

BARRA T8

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P11 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P8 : 1

P12 : 1

BARRA T9

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P7 : 1
P12 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1
P9 : 1
P11 : 1

BARRA T10

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P10 : 1
P12 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1
P11 : 1

MARCAÇÃO INICIAL

LUGAR : PESO

P1 : 1
P11 : 1

RESULTADO DA ANÁLISE CLÁSSICA DA RP DA FIC. 4.12

LISTAGEM DE MARCACAD

MARCACAD

1	F 1 : 1	P11 : 1				
2	F 2 : 1	P 7 : 1	P11 : 1			
3	F 1 : 1	P 8 : 1	P12 : 1			
4	F 2 : 1	P 6 : 1	P 9 : 1	P11 : 1		
5	F 2 : 1	F 7 : 1	P 8 : 1	P12 : 1		
6	F 4 : 1	F10 : 1	P12 : 1			
7	F 4 : 1	P 6 : 1	P11 : 1			
8	F 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	
9	F 5 : 1	P 7 : 1	P12 : 1			
10	F 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P11 : 1	
11	F 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P12 : 1		
12	F 5 : 1	P 6 : 1	P 9 : 1	P12 : 1		
13	F 5 : 1	P 6 : 1	P 9 : 1	P11 : 1		
14	F 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P11 : 1		
15	F 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 2	P 9 : 1	P12 : 1	
16	F 4 : 1	P 6 : 1	P12 : 1			
17	F 5 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	
18	F 1 : 1	P 8 : 99	P11 : 1			
19	F 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 2	P12 : 1		
20	F 1 : 1	P12 : 1				
21	F 4 : 1	P 8 : 99	P10 : 1	P11 : 1		
22	F 2 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P11 : 1		
23	F 1 : 1	P 8 : 99	P12 : 1			
24	F 2 : 1	P 7 : 1	P12 : 1			
25	F 4 : 1	P 8 : 99	P10 : 1	P12 : 1		
26	F 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P11 : 1	
27	F 5 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P11 : 1		
28	F 2 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P12 : 1		
29	F 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P11 : 1		
30	F 5 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P11 : 1	
31	F 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P12 : 1	
32	F 5 : 1	P 7 : 1	P 8 : 99	P12 : 1		
33	F 4 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P12 : 1		
34	F 5 : 1	P 6 : 1	P 8 : 99	P 9 : 1	P12 : 1	

MÁQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCAÇÃO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCAÇÃO

1	-	3	:	2	8	:	3	0	:	0
2	-	4	:	4	8	:	5	0	:	0
3	-	5	:	6	3	:	5	0	:	0
4	-	3	:	7	8	:	8	0	:	0
5	-	6	:	9	5	:	10	0	:	0
6	-	10	:	7	0	:	0	0	:	0
7	-	2	:	1	8	:	11	0	:	0
8	-	5	:	11	6	:	12	0	:	0
9	-	9	:	13	0	:	0	0	:	0
10	-	3	:	14	6	:	13	8	:	15
11	-	2	:	3	0	:	0	0	:	0
12	-	7	:	16	0	:	0	0	:	0
13	-	7	:	7	8	:	17	0	:	0
14	-	2	:	18	8	:	19	0	:	0
15	-	5	:	19	6	:	17	0	:	0
16	-	2	:	20	0	:	0	0	:	0
17	-	7	:	11	0	:	0	0	:	0
18	-	1	:	21	3	:	22	8	:	23
19	-	2	:	23	0	:	0	0	:	0
20	-	3	:	24	0	:	0	0	:	0
21	-	8	:	25	0	:	0	0	:	0
22	-	4	:	26	6	:	27	8	:	28
23	-	1	:	25	3	:	28	0	:	0
24	-	9	:	4	0	:	0	0	:	0
25	-	10	:	29	0	:	0	0	:	0
26	-	5	:	29	6	:	30	8	:	31
27	-	4	:	30	8	:	32	0	:	0
28	-	6	:	32	9	:	26	0	:	0
29	-	2	:	18	8	:	33	0	:	0
30	-	7	:	29	8	:	34	0	:	0
31	-	5	:	33	6	:	34	0	:	0
32	-	9	:	30	0	:	0	0	:	0
33	-	2	:	23	0	:	0	0	:	0
34	-	7	:	33	0	:	0	0	:	0

*** REDE VIVA E NAO REINICIAVEL ***

AS MARCAÇOES QUE NAO REINICIAM SAO

4 18 19 21 22 23 25 26 27 28 29 30 31 32 33
54

APÊNDICE 7

RESULTADO DA ANÁLISE DE REDUÇÃO DA REDE
DE PETRI DA FIG. 4.11

DADOS ESTRUTURAIS DA REDE REDUZIDA
E ANÁLISE CLÁSSICA

RESULTADO DA ANÁLISE DE REDUÇÃO DA FIG. 4.11:

DADOS ESTRUTURAIS DA RP REDUZIDA

BARRA T1

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P1 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P5 : 1

BARRA T2

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P6 : 1

P8 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

P4 : 1

BARRA T3

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P6 : 1

P7 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

BARRA T4

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P10 : 1
P14 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P7 : 1
P9 : 1

BARRA T5

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P5 : 1
P9 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1
P10 : 1
P13 : 1

BARRA T6

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P4 : 1
P11 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P9 : 1
P12 : 1

BARRA T7

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P10 : 1
P15 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P8 : 1
P11 : 1

BARRA TB

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P13 : 1

P16 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P14 : 1

P16 : 1

BARRA T9

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P13 : 1

P16 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P15 : 1

P17 : 1

BARRA T10

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P12 : 1

P17 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P16 : 1

MARCAÇÃO INICIAL

LUGAR : PESO

P1 : 1

P9 : 1

P16 : 1

RESULTADO DA ANÁLISE DE REDUÇÃO DA FIG. 4.11:

ANÁLISE CLÁSSICA DA RP REDUZIDA

LISTAGEM DE MARCACAO

MARCACAO

1	P 1 : 1	P 9 : 1	P16 : 1			
2	P 2 : 1	P 5 : 1	P 9 : 1	P16 : 1		
3	P 2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P13 : 1	P16 : 1	
4	P 2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P14 : 1	P16 : 1	
5	P 2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P15 : 1	P17 : 1	
6	P 2 : 1	P 6 : 1	P 7 : 1	P 9 : 1	P16 : 1	
7	P 2 : 1	P 6 : 1	P 8 : 1	P11 : 1	P17 : 1	
8	P 1 : 1	P 4 : 1	P11 : 1	P17 : 1		
9	P 2 : 1	P 4 : 1	P 5 : 1	P11 : 1	P17 : 1	
10	P 1 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	P17 : 1		
11	P 2 : 1	P 5 : 1	P 9 : 1	P12 : 1	P17 : 1	
12	P 2 : 1	P 6 : 1	P10 : 1	P12 : 1	P13 : 1	P17 : 1

MAQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCACAO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCACAO

1 -	1 : 2	0 : 0
2 -	5 : 3	0 : 0
3 -	8 : 4	9 : 5
4 -	4 : 6	0 : 0
5 -	7 : 7	0 : 0
6 -	3 : 1	0 : 0
7 -	2 : 8	0 : 0
8 -	1 : 9	6 : 10
9 -	6 : 11	0 : 0
10 -	1 : 11	10 : 1
11 -	5 : 12	10 : 2
12 -	10 : 3	0 : 0

**** REDE VIVA E REINICIÁVEL****

APÊNDICE 8

RESULTADO DA ANÁLISE CLÁSSICA DA REDE
DE PETRI DA FIG. 4.15

LISTAGEM DE MARCADO

[illegible]

MARCAÇÃO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCAÇÃO

1	-	1	:	2	3	:	3	0	:	0	0	:	0	0	:	0
2	-	2	:	4	3	:	5	0	:	0	0	:	0	0	:	0
3	-	1	:	5	4	:	4	5	:	6	0	:	0	0	:	0
4	-	5	:	7	0	:	0	0	:	0	0	:	0	0	:	0
5	-	5	:	8	0	:	0	0	:	0	0	:	0	0	:	0
6	-	1	:	8	3	:	9	4	:	10	7	:	6	0	:	0
7	-	3	:	11	6	:	1	7	:	7	0	:	0	0	:	0
8	-	2	:	11	3	:	12	6	:	13	7	:	8	0	:	0
9	-	1	:	12	4	:	11	5	:	6	7	:	9	0	:	0
10	-	3	:	11	6	:	6	7	:	10	0	:	0	0	:	0
11	-	5	:	10	6	:	9	7	:	11	0	:	0	0	:	0
12	-	5	:	8	6	:	14	7	:	12	0	:	0	0	:	0
13	-	1	:	15	2	:	14	3	:	14	4	:	15	7	:	13
14	-	1	:	16	4	:	16	5	:	13	7	:	14	0	:	0
15	-	2	:	16	3	:	16	6	:	13	7	:	15	0	:	0
16	-	5	:	15	6	:	14	7	:	16	0	:	0	0	:	0

AS MARCAÇÕES QUE NÃO REINICIAM, SÃO

5 6 8 9 10 11 12 13 14 15 16

APÊNDICE 9

RESULTADO DA ANÁLISE DE REDUÇÃO DA
REDE DE PETRI DA FIG. 4.15:
DADOS ESTRUTURAIS DA REDE REDUZIDA
E ANÁLISE CLÁSSICA

RESULTADO DA ANÁLISE DE REDUÇÃO DA RF DA FIG. 4.15:

DADOS ESTRUTURAIS DA RF REDUZIDA

BARRA T1

LUGAR DE ENTRADA : PESO

F1 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

F3 : 1

F6 : 1

BARRA T2

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

P3 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P7 : 1

BARRA T3

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P2 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P2 : 1

P4 : 1

P7 : 1

BARRA T4

LUGAR DE ENTRADA : PESO

F1 : 1

F4 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P6 : 1

BARRA T5

LUGAR DE ENTRADA : PESO

P6 : 1

P7 : 1

LUGAR DE SAIDA : PESO

P1 : 1

MARCAÇÃO INICIAL

LUGAR : PESO

P1 : 1

P2 : 1

RESULTADO DA ANÁLISE DE REDUÇÃO DA FIG. 4.15:

RESULTADO DA ANÁLISE CLÁSSICA DA REDE REDUZIDA

LISTAGEM DE MARCACAÇÃO

MARCACAÇÃO

1	P 1 : 1	P 2 : 1				
2	P 2 : 1	P 3 : 1	P 6 : 1			
3	P 1 : 1	P 2 : 1	P 4 : 99	P 7 : 99		
4	P 2 : 1	P 6 : 1	P 7 : 1			
5	P 2 : 1	P 3 : 1	P 4 : 99	P 6 : 1	P 7 : 99	
6	P 2 : 1	P 4 : 99	P 6 : 1	P 7 : 99		
7	P 1 : 1	P 2 : 1	P 3 : 99	P 4 : 99	P 7 : 99	
8	P 2 : 1	P 3 : 99	P 4 : 99	P 6 : 1	P 7 : 99	

MAQUINA DE SENHA COMPLETA

MARCACAÇÃO - BARRA QUE PODE SER DISPARADA : PROXIMA MARCACAÇÃO

1 -	1 : 2	3 : 3	0 : 0	0 : 0
2 -	2 : 4	3 : 5	0 : 0	0 : 0
3 -	1 : 5	3 : 3	4 : 6	0 : 0
4 -	3 : 6	5 : 1	0 : 0	0 : 0
5 -	2 : 6	3 : 5	5 : 7	0 : 0
6 -	3 : 6	5 : 3	0 : 0	0 : 0
7 -	1 : 8	2 : 7	3 : 7	4 : 8
8 -	2 : 8	3 : 8	5 : 7	0 : 0

*** REDE VIVA E NAO REINICIAVEL ***

AS MARCACOES QUE NAO REINICIAM SAO

3 5 6 7 8