

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS  
FACULDADE DE ENGENHARIA DE CAMPINAS

DEPARTAMENTO DE AUTOMAÇÃO

IMPLEMENTAÇÃO AOS MODELOS DE OTIMIZAÇÃO  
COSE I E COSE II

por

Jurandir Fernando Ribeiro Fernandes

Tese apresentada à Faculdade  
de Engenharia de Campinas da  
Universidade Estadual de Cam-  
pinas como requisito parcial  
para a obtenção do título de  
Mestre em Ciências.

setembro/1974

UNICAMP  
BIBLIOTECA CENTRAL

# Í N D I C E

CAPÍTULO I - INTRODUÇÃO . . . . .	1
I.1 IMPLEMENTAÇÕES; JUSTIFICATIVAS . . . . .	1
I.2 DESCRIÇÃO DOS SISTEMAS UTILIZADOS . . . . .	2
I.2.1 Programas de tempo fixo . . . . .	2
I.2.2 Sistemas adaptativos locais . . . . .	2
I.2.3 Sistemas "fully responsive" . . . . .	3
I.3 SUMÁRIO DOS RESULTADOS OBTIDOS . . . . .	3
I.3.1 Com os sistemas de tempo fixo . . . . .	3
I.3.2 Com os sistemas adaptativos locais . . . . .	4
I.3.3 Com os sistemas "fully responsive" . . . . .	4
I.4 COMENTÁRIOS . . . . .	5
I.4.1 Sobre os sistemas adaptativos . . . . .	5
I.4.2 Sobre os sistemas "fully responsive" . . . . .	6
I.5 PERSPECTIVAS . . . . .	6
CAPÍTULO II - IMPLEMENTAÇÃO DO MODELO COSE I . . . . .	9
II.1 INTRODUÇÃO . . . . .	9
II.2 CÁLCULO DO CICLO ÓTIMO . . . . .	10
II.3 CÁLCULO DO TEMPO DE VERDE E VERMELHO . . . . .	11
II.4 CÁLCULO DO QV, QR e IROT . . . . .	15
II.5 A AUTOMAÇÃO DAS OPERAÇÕES DE REDUÇÕES E RE GENERAÇÃO DA REDE . . . . .	20
II.5.1 Introdução . . . . .	20
II.5.2 Numeração dos ramos e cruzamentos . . . . .	20
II.5.3 O algoritmo . . . . .	21
II.5.3.1 Primeira etapa: Reduções paralelas . . . . .	23
II.5.3.2 Segunda etapa: Reduções sê ries . . . . .	24
II.5.3.3 Terceira etapa: Regenera- ção dos ramos reduzidos . . . . .	24

II.5.3.4 Quarta etapa: Cálculo das defasagens absolutas . . . . .	47
II.6 LISTA DAS VARIÁVEIS DO PROGRAMA . . . . .	50
CAPÍTULO III - IMPLEMENTAÇÃO DO MODELO COSE II . . . . .	55
III.1 INTRODUÇÃO . . . . .	55
III.2 CÁLCULO DO FLUXO REAL DOS RAMOS INTERMEDIÁRIOS . . . . .	52
III.3 CÁLCULO DO TEMPO DE CICLO MÍNIMO DE CADA CRUZAMENTO . . . . .	57
III.4 A OPÇÃO ENTRE C OU C/2 . . . . .	60
III.4.1 O ciclo ótimo no modelo COSE II . . . . .	60
III.4.2 O critério de escolha do ciclo fixo . . . . .	63
III.4.3 O critério de escolha de C ou C/2 . . . . .	67
III.4.4 Alterações internas ao modelo COSE II . . . . .	70
III.5 CÁLCULO DO TEMPO DE VERDE INICIAL E DE SUA FAIXA DE VARIAÇÃO . . . . .	72
III.5.1 Caso Geral . . . . .	77
III.5.2 Cuidados a considerar . . . . .	83
III.6 TRANSFORMAÇÃO EM INTERVALOS DE TEMPO . . . . .	85
III.7 A REDE . . . . .	89
III.7.1 Dados iniciais: rede "carregada" . . . . .	89
III.7.2 Dados iniciais: rede "descarregada" . . . . .	91
III.8 CONCLUSÕES E COMENTÁRIOS . . . . .	90
III.8.1 A rede "carregada" . . . . .	90
III.8.2 A rede "descarregada" . . . . .	97
III.8.3 Visão geral . . . . .	97
III.9 LISTA DAS VARIÁVEIS DO PROGRAMA . . . . .	100
CAPÍTULO IV - SUGESTÕES PARA FUTUROS TRABALHOS . . . . .	101
IV.1 CÁLCULO DA CAPACIDADE DE INTERSECÇÃO EM NÍVEL SINALIZADA . . . . .	107
IV.2 CÁLCULO DA CAPACIDADE DE INTERSECÇÃO EM NÍVEL NÃO SINALIZADA . . . . .	110
IV.3 PROGRAMA DE CARREGAMENTO . . . . .	112

## ÍNDICE DAS FIGURAS E TABELAS

### CAPÍTULO II

Figura 1	: Cálculo do ciclo ótimo . . . . .	11
Figura 2	: Cálculo do ciclo ótimo . . . . .	13
Figura 3	: Visualizando QV e QR . . . . .	15
Figura 4	: Cálculo do QV e QR . . . . .	17
Figura 5	: A ocorrência de IROT . . . . .	18
Figura 6	: Cálculo do IROT . . . . .	19
Figura 7	: A rede exemplo . . . . .	21
Figura 8	: A Matriz de Construção da Rede . . . . .	21
Figura 9	: O algoritmo da Matriz de Construção da Rede . . . . .	22
Figura 10	: Ocorrência de redução paralela . . . . .	23
Figura 11	: A primeira etapa: reduções paralelas . . . . .	25
Figura 12	: Situação da rede-exemplo após as duas primeiras reduções . . . . .	26
Figura 13	: Ramos em "série" . . . . .	27
Figura 14	: Possíveis situações de ramos em "séries" . . . . .	28
Figura 15	: A segunda etapa: reduções séries . . . . .	29
Figura 16	: Rede exemplo e sua MCR após quatro reduções . . . . .	31
Figura 17	: Rede exemplo e sua MCR após seis reduções . . . . .	32
Figura 18	: A última redução série da rede exemplo . . . . .	33
Figura 19	: Necessidade de inversão dum ramo equivalente . . . . .	34
Figura 20	: A última situação de redução da rede exemplo . . . . .	35
Figura 21	: Ramo final equivalente . . . . .	36
Figura 22	: A regeneração dos ramos dum redução série . . . . .	37
Figura 23	: A terceira etapa: regeneração dos ramos reduzidos . . . . .	38

Figura 24	:	As defasagens restituídas . . . . .	40
Figura 25	:	Defasagem absoluta de IND . . . . .	41
Figura 26	:	A quarta etapa: cálculo das defasagens abso lutas . . . . .	42
Figura 27	:	Defasagens absolutas . . . . .	43
Tabela 1	:	Tabela das Reduções . . . . .	
Tabela 2	:	Tabela de Restituição das Defasagens Relati- vas . . . . .	43

### CAPÍTULO III

Figura 1	:	As implementações . . . . .	54
Figura 2	:	Cálculo dos fluxos intermediários . . . . .	57
Figura 3	:	Diagrama do cálculo dos fluxos intermediários	58
Figura 4	:	Cálculo do ciclo mínimo . . . . .	60
Figura 5	:	Cálculo do ciclo mínimo . . . . .	61
Figura 6	:	Variação de atraso com o ciclo . . . . .	63
Figura 7	:	Variação de atraso com o ciclo . . . . .	64
Figura 8	:	Variação de atraso com o ciclo . . . . .	64
Figura 9	:	Escolha do ciclo comum . . . . .	66
Figura 10	:	Escolha do ciclo comum . . . . .	67
Figura 11	:	Escolha dos tempos de ciclo . . . . .	69
Figura 12	:	Escolha do critério de ciclo . . . . .	71
Figura 13	:	A matriz $L(I,J,K)$ para $C, C/2$ . . . . .	72
Figura 14	:	Alterações no processo de otimização . . . . .	73
Figura 15	:	Cruzamento ilustrando cálculo de verdes . . . . .	74
Figura 16	:	Diagrama de blocos condensado: cálculo dos verdes . . . . .	75

Figura 17	:	Diagrama de blocos em detalhe: cálculo dos verdes . . . . .	80
Figura 18	:	Um caso particular . . . . .	81
Figura 19	:	Transformação em intervalos de tempo do programa . . . . .	82
Figura 20	:	Uma rede de teste . . . . .	83
Figura 21	:	Ciclos possíveis em cada cruzamento (rede "carregada") . . . . .	84
Figura 22	:	Ciclos possíveis em cada cruzamento (rede "descarregada") . . . . .	85
Figura 23	:	Rede "carregada": Atraso versus ciclo . . . . .	86
Figura 24	:	Rede "descarregada": Atraso versus ciclo . . . . .	87
Tabela 1	:	Dados de ramos de entrada (rede "carregada") . . . . .	88
Tabela 2	:	Dados de ramos intermediários . . . . .	89
Tabela 3	:	Dados de ramos de entrada (rede "descarregada") . . . . .	90
Tabela 4	:	Matriz das percentagens de conversão . . . . .	91
Tabela 5	:	Ciclos mínimos computados . . . . .	92
Tabela 6	:	Rede "carregada": política de ciclo único e toda rede . . . . .	93
Tabela 7	:	Rede "carregada": política de ciclos múltiplos (C e C/2) . . . . .	94
Tabela 8	:	Rede "carregada": comparação entre política de ciclos . . . . .	95
Tabela 9	:	Comparação entre melhores valores de cada política . . . . .	96
Tabela 10	:	Rede "descarregada": melhores ciclos únicos . . . . .	97
Tabela 11	:	Rede "descarregada": comparação entre políticas de ciclos . . . . .	98
Tabela 12	:	Comparação entre melhores valores de cada política . . . . .	99

## CAPÍTULO I

### I. INTRODUÇÃO

#### I.1 - Implementações; justificativas

Uma vez desenvolvidos os algoritmos dos modelos de otimização "COSE I" e "COSE II" tornou-se cada vez mais evidente a necessidade de que sofressem algumas implementações, não só sob o ponto de vista de se automatizar o fornecimento de alguns dados que lhes são essenciais, como também o de diminuir ao máximo a interferência do operador, como é o caso por exemplo do "COSE I", que fornecia como resultado uma única defasagem entre os dois cruzamentos finais da rede reduzida, cabendo ao usuário fazer o caminho inverso das combinações a fim de computar as demais defasagens.

Uma contribuição de caráter de otimização também foi desenvolvida e anexada ao modelo "COSE II". Trata-se da possibilidade de regulação dos semáforos não mais sujeitos a um único ciclo, mas sim a um ciclo C e seu submúltiplo C/2.

Antes porém de se dedicar ao desenvolvimento das melhorias que serão esmiuçadas neste trabalho, uma questão foi levantada: Não estaríamos cometendo um desperdício de tempo ao canalizarmos nossas pesquisas em direção ao aprimoramento de técnicas, que poderiam não ser as melhores dentro do campo da problemática de co ordenação de semáforos?

A resposta mais convincente foi proporcionada pela referência [5] onde são relatadas experiências levadas a efeito em Glasgow pelo Road Research Laboratory. Tais pesquisas foram no sentido de comparar diferentes técnicas e estratégias para sistemas de controle de uma área de tráfego, que serão descritas adiante.

Foram testados três tipos de sistemas:

1. Programas de tempo fixo baseados em dados coletados e calculados fora de linha por uma técnica de otimização usando um computador.
2. Um outro tipo onde o tráfego oriundo das aproximações

mações é detetado em cada sinal individualmente, recebendo dele uma resposta. O tráfego em questão estará sujeito a alguma coordenação como a referida no item 1.

3. Aqueles em que todos os ajustes de semáforos são calculados em linha usando uma estratégia de controle e informação de detetores. ("fully responsive").

I.2 - Descrição dos sistemas utilizados

Dentro de cada um dos três tipos de sistemas descritos foram feitos testes usando-se as seguintes técnicas:

I.2.1 - Programas de tempo fixo

Basicamente as técnicas são dirigidas ao cálculo de defasagens, de forma a minimizar um determinado índice de performance, que no caso de Glasgow foi avaliado através do atraso sofrido pelos veículos da rede, não sendo computadas as paradas. Estas técnicas assumem que todos os semáforos possuem um ciclo em comum ou um seu submúltiplo. A repartição de verdes é conhecida. Os volumes de veículos que convertem também são considerados.

Um dos métodos de tempo fixo utilizado nestas comparações considera que o atraso numa via entre dois semáforos vai depender exclusivamente da defasagem entre estes dois sinais e de nenhum outro adjacente. Valendo-se de uma otimização baseada nos princípios da programação dinâmica busca um ótimo, sujeito a restrições dadas pela configuração da rede.

O outro método inclui ainda em seu processo uma otimização dos verdes além de considerar a dispersão dos pelotões e a interação entre fluxos de ruas sucessivas. Na busca do ótimo utiliza a técnica do "hill-climbing".

I.2.2 - Sistemas adaptativos locais

Os métodos aqui usados valem-se dos modelos descritos em I.2.1 para a coordenação, e de informação de detetores para adapta

ções locais.

Num desses sistemas progressivos quando se lida com uma corrente contínua de tráfego sobre todos os detetores, as mudanças nos semáforos ocorrem de acordo com o modelo de tempo fixo. Em fluxos mais leves os sinais podem mudar tão logo se detete um determinado "vazio" no tráfego.

### I.2.3 - Sistemas "fully responsive"

Nestes sistemas, todos os ajustes de semáforos são feitos em linha usando as informações fornecidas pelos detetores.

Os fluxos detetados são usados para calcular os tempos - de ciclo e de verdes conforme os princípios dados nas refs. [3] e [4]. As defasagens são calculadas tanto para minimizar o atraso como o número de paradas, utilizando velocidades medidas ou estimadas. Todos esses cálculos foram refeitos a cada 3 ciclos durante os testes.

## I.3 - Sumário dos resultados obtidos

### I.3.1 - Com os sistemas de tempo fixo

#### a) Otimização via técnica das combinações:

- a1) Testes efetuados : fez-se uma comparação com um sistema adaptativo existente em Glasgow desde 1967, sistema este para o qual havia um único plano para todo o período do dia. Três programas foram estabelecidos operando-se com o modelo em teste: um para o pico da manhã, outro para o da tarde e um para o horário fora de pico.
- a2) Principais resultados : o sistema de tempo fixo mostrou-se consistentemente melhor em todos os três programas. Os tempos de percurso reduziram-se em torno de 12%.

#### b) Otimização via técnica do "hill climbing":

- b1) Testes efetuados : foram feitas comparações com

o modelo das combinações, levando-se em consideração também os três horários: pico da tarde, - da manhã e fora de pico.

b2) Principais resultados : o modelo da técnica do "hill climbing" (mais as outras distinções conforme descrição feita em I.2.1) apresentou, em todos os três planos, tempos de percurso reduzidos em cerca de 4%.

### I.3.2 - Com os sistemas adaptativos locais

a) Com uma coordenação básica feita através do modelo das combinações:

a1) Testes efetuados : foram feitas comparações, - também para os três horários já citados, com o modelo de tempo fixo das combinações.

a2) Principais resultados : nenhuma diferença sensível pode ser detetada em qualquer dos três programas.

b) Com uma coordenação básica feita através do modelo da técnica do "hill climbing"

b1) Testes efetuados : comparou-se com o próprio modelo de tempo fixo responsável pela coordenação básica. No caso foi feito um único plano de horário: fora de pico.

b2) Resultados principais : o sistema adaptativo forneceu tempos de percurso sensivelmente superiores (da ordem de 13%).

### I.3.3 - Com os sistemas "fully responsive"

Aqui foram citados os resultados obtidos durante experimentos realizados em Madrid no ano de 1970.

Em quatro diferentes horários, incluindo os de pico, fizeram-se comparações com o sistema de tempo fixo ("hill climbing").

Uma vez mais este método apresentou vantagens: reduziu em cerca de 9% os tempos de percurso gastos na rede.

#### I.4 - Comentários

##### I.4.1 - Sobre os sistemas adaptativos

Segundo os autores - ref. |5| - as razões pelas quais estes sistemas não deram mostras sensíveis de qualquer melhoria sobre aqueles de tempo fixo, ainda não foram investigadas em detalhe. Entretanto alguns comentários, como se segue, podem ser feitos.

- a) Chamam a atenção para o fato de que em vias muito carregadas estes sistemas adaptativos causarão uma disposição no semáforos de acordo com o modelo de tempo fixo que lhes dão suporte. Em outras palavras, atuará praticamente a{ ciclos fixos numa corrente contínua de tráfego.
- b) Em condições de ocupação moderada das vias, o verde de uma determinada fase, num semáforo em particular, poderá iniciar-se mais cedo dada a "atuação" de um certo pelotão de veículos. Nada garante porém, que estes veículos assim liberados se depararão com uma situação melhor quando alcançarem o sinal seguinte.
- c) O teste feito em condições leves de tráfego mostrou que o sistema adaptativo deu margem a tempos de percurso significativamente maiores que os medidos numa rede sob faróis coordenados a ciclo fixo.

Neste teste observam os autores que o programa-base (vide I.2.1) não sofreu adaptação para as condições, então prevalentes, de tráfego. No entanto este deslize pode ser justificado como de pouca importância pelo seguinte: em primeiro lugar, estudos realizados através de simulações mostraram que um programa de tempo fixo apresen-

ta um bom desempenho mesmo sob amplas variações de tráfego.

O outro argumento seria de que se ajustassem uma melhor distribuição de tempos nos semáforos, adaptada aos fluxos baixos então existentes, e a incorporassem tanto ao sistema de tempo fixo como ao adaptativo, a melhoria, provavelmente em pequena percentagem sobre os tempos de percurso, seria sensível a ambos os sistemas.

#### I.4.2 - Sobre os sistemas "fully responsive"

Antes de se valer do sistema de tempo fixo, estes sistemas, que apresentam características dinâmicas, devem realizar os seguintes passos (em linha):

- a) Prever o fluxo num futuro imediato.
- b) A partir da previsão calcular o melhor ajuste para os semáforos.
- c) Fazer a mudança nos tempos de verde e do ciclo conforme decisões tomadas em b), com um mínimo de perturbação.

A instalação de Madrid comporta todas estas características. Como se pode depreender dos resultados, alguns trabalhos a mais é necessário. Acredita-se que com a instalação de maior número de detetores (duplicado), o sistema de Madrid esteja mais eficiente hoje que na época dos testes.

Novas pesquisas têm sido feitas naquela área com o intuito de melhorar a previsão do fluxo, a sensibilidade dos programas otimizados às variações do tráfego e de analisar a ruptura temporária do fluxo causada pelas alterações devido aos reajustes dos semáforos.

#### I.5 - Perspectivas

Um número considerável de modelos de sistemas de coordenação adaptativa tem sido proposto. No entanto poucos foram realmente testados em redes urbanas de tamanho apreciável e alguns fo-

ram testados apenas através de simulações.

Grande número destes testes de rua envolveu medidas cuidadosas de comportamento de tráfego, tendo-se como base um controle padrão bem definido. Assim foram feitos os testes dos sistemas já descritos, onde pode se observar que não houve praticamente em nenhum deles, melhoras nos tempos de percurso que pudessem justificar seu uso em coordenação de semáforos.

Na ausência de outras evidências, os autores chegam então à conclusão de que ainda não se demonstrou a circunstância em que o uso de um sistema adaptativo ou "fully responsive" seja mais adequado.

Um outro argumento a favor dos sistemas de tempo fixo é encontrado na razão benefício-custo atrativamente maior que a apresentada pelos outros sistemas que chegam mesmo a possuir um custo que é o dobro dos de ciclo fixo. No entanto é cabível um certo cuidado ao se apoiar em tal argumentação, na medida em que muitas vezes o total investido na implementação destes sistemas se dilui - frente ao custo global do projeto, onde estejam incluídos os custos do sistema viário na sua globalidade: leito carroçável, obras de arte, etc...

A favor da necessidade ou não da implantação de um sistema regulador de semáforos, é interessante observar que manifestações não calcadas numa atenção melhor sobre o teor de determinados índices, têm levado muitas vezes leigos no assunto a desprezar taxas de 10% de redução no atraso de veículos numa determinada rede.

À primeira vista pareceriam estar com a razão. Entretanto, segundo Holroyd e Robertson, ref. [5], avaliações feitas dos custos das horas perdidas pelo par motorista-veículo na área de Glasgow, demonstraram que o capital investido naqueles sistemas era amplamente amortizado no primeiro ano de uso, se considerada a redução de, por exemplo, 10% do tempo dispendido pelos veículos na rede.

É interessante observar que fatores tais como: poluição; irritabilidade dos motoristas; aumento do número de acidentes e -

2

muitos outros poderiam facilmente reforçar os argumentos acima.

Finalmente poder-se-ia citar ainda dois outros fatores a favor dos sistemas de tempo fixo. Um deles, ainda não mensurável, seria atrelado ao fato de que ao se ambientar com os ajustes dos semáforos da rede os motoristas controlam melhor suas velocidades e roteiros provocando uma otimização adicional. O outro é que os sistemas de tempo fixo são simples em conceito, implementação e operação.

Justifica-se então a preocupação que se teve, não só no sentido de desenvolver aqui aqueles modelos de coordenação de semáforos de tempo fixo, como também de procurar aperfeiçoá-los através das implementações descritas neste trabalho.

Deve-se no entanto continuar atentos para o que ocorre nos países onde o assunto encontra-se pelo menos a duas décadas à nossa frente, pois uma forma de tentar diminuir o vazio tecnológico que nos separa talvez seja evitar os seus erros.

## CAPÍTULO II

### II. IMPLEMENTAÇÃO DO MODELO COSE I

#### II.1 - Introdução

No estudo do algoritmo do modelo de otimização COSE I viu-se que trata-se de um modelo macroscópico por fluxo, onde todos os faróis da rede operam a um ciclo fixo comum. Fixos também permanecem todos os tempos de verde. Uma de suas características operacionais mais importantes reside no fato de ser aplicável não só a redes em forma de "árvore" como também naquelas em "malha".

Para que entre em operação necessita o modelo em discussão que lhe sejam fornecidos os seguintes dados:

- nº total de cruzamentos sinalizados.
- nº de ramos intermediários.
- nº total de ramos.

Para cada um dos ramos da rede:

- o fluxo real dos ramos de entrada.
- o fluxo máximo permitido.
- o nº do cruzamento de saída e de chegada
- a fase de chegada e de saída.
- o tempo de percurso.
- as porcentagens de conversão que orientarão os ve  
ículos ao fim de cada ramo.

Para cada um dos cruzamentos:

- o tempo perdido total.

De posse desses dados o presente estudo visará prover o modelo COSE I

- Do tempo de ciclo fixo de operação.
- Dos tempos de vermelho e de verde.
- Dos valores de QV, QR e IROT. (\*)

Procurará ainda assegurar a não inicialização do programa do COSE I quando da presença de ramos com grau de saturação maior que um. Os ramos infratores são identificados e o programa imediatamente interrompido.

Finalmente, sendo esta a principal implementação anexada ao original do modelo COSE I, serão totalmente automatizadas as operações de reduções (série ou paralela), bem como, ao estar-se munido da defasagem ótima do ramo final equivalente, as operações de regeneração das defasagens relativas em cada um dos ramos.

Anexou-se ainda em algoritmo que forneça ao usuário defasagens absolutas, adotando-se como referência qualquer cruzamento da rede, que conforme a conveniência poderá ser hipotético ou real.

## II.2 - Cálculo do ciclo ótimo

De posse dos dados descritos no ítem anterior pode-se de imediato partir para o cômputo do valor do melhor tempo de ciclo para a rede em estudo.

Os conceitos básicos necessários para este cálculo estão descritos em [4]. Procurar-se-á portanto tão somente apresentar aqui o algoritmo aplicado.

Em termos gerais emprega a seguinte linha de raciocínio

---

(\*) Vide significado de QV, QR e IROT em [1] e [3].

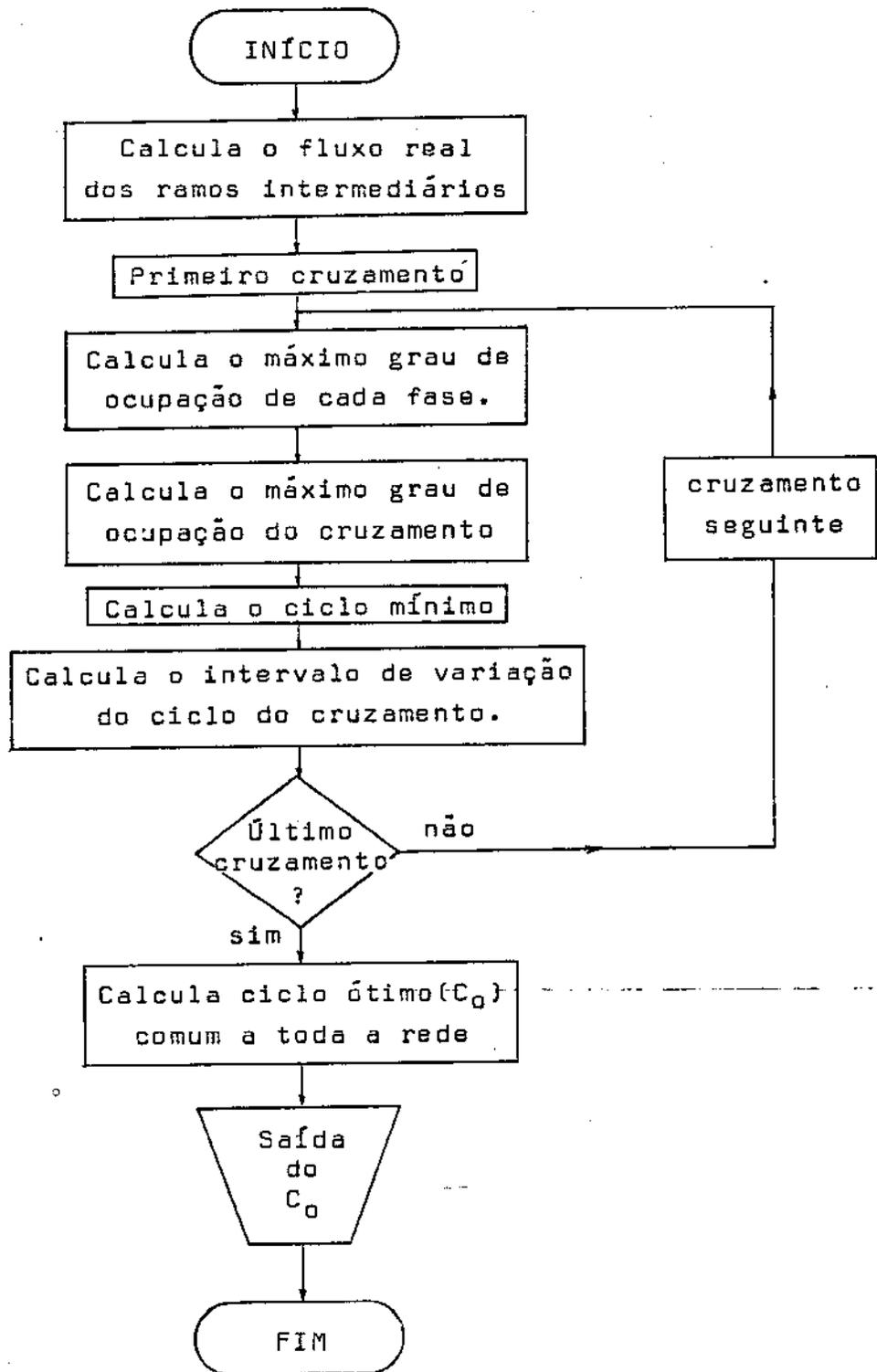
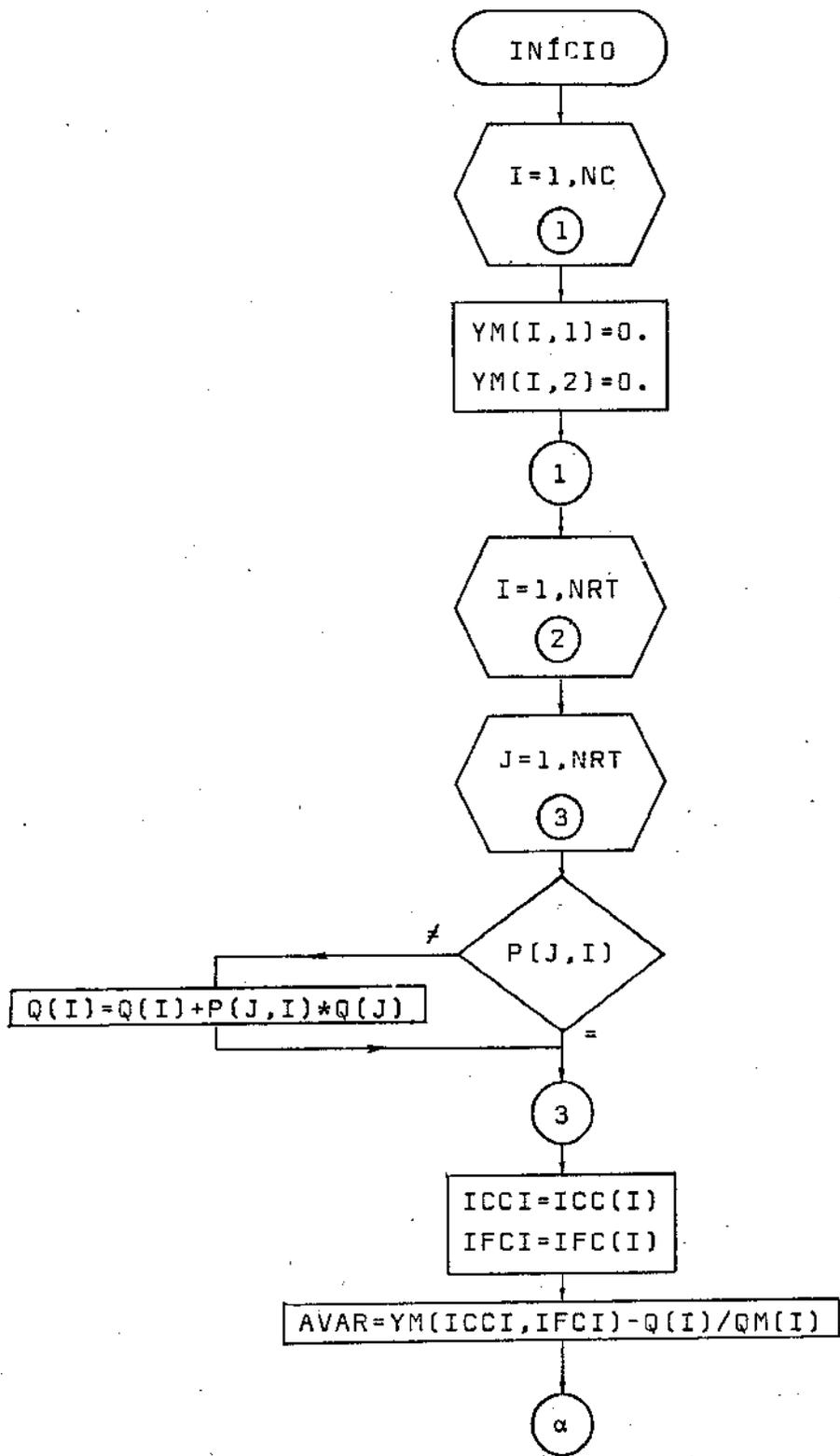


Figura 1 : Cálculo do ciclo ótimo.

O algoritmo em detalhe é mostrado no diagrama de blocos a seguir:



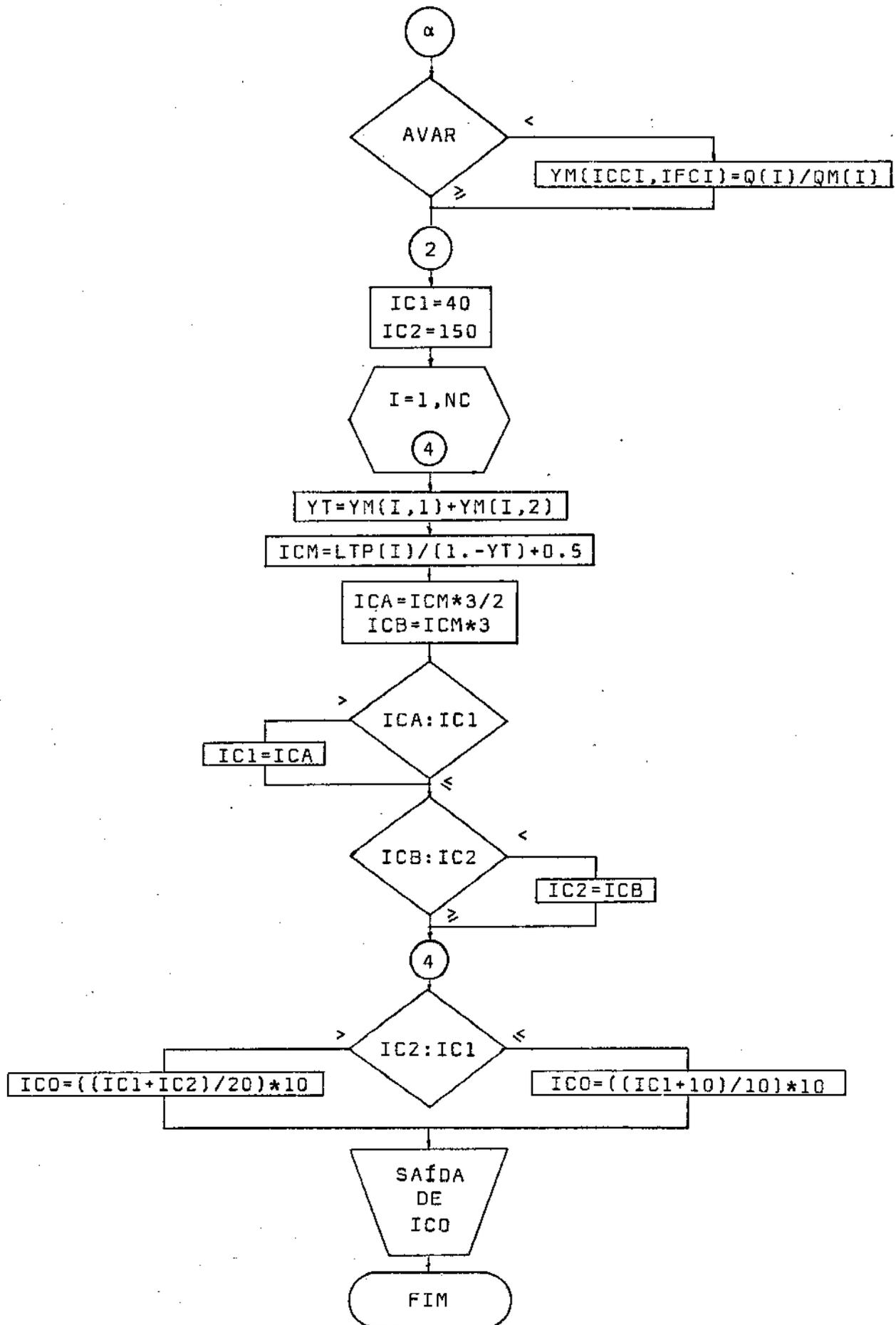


Figura 2 : Cálculo do ciclo ótimo.

Observe que IC1 e IC2 são "ponteiros" com a seguinte atuação:

IC1 : localiza o limitante inferior da faixa de variação permissível do ciclo de cada intersecção.

IC2 : faz o mesmo para o limitante superior.

O programa só aceita valores de ciclo ótimo para a rede acima de 40 segundos. Um limitante superior não está previsto, cabendo ao usuário precauções quanto ao uso de valores acima de 120 segundos para tempo de ciclo. (vide III.4)

O significado das variáveis encontram-se no fim deste capítulo.

### II.3 - Cálculo do tempo de verde e vermelho

Ao contrário do COSE II, o algoritmo de otimização dentro do modelo ora em implementação, não prevê qualquer variação de verde, sendo o atraso dos veículos num ramo entre dois semáforos, somente função da defasagem entre estes.

Aplicando-se, cruzamento a cruzamento, as expressões de tempos de verde discutidas em [3]

$$V_{e,1} = \frac{C - L}{1 + Y_2/Y_1}$$

$$V_{e,1} + V_{e,2} = C - L$$

e considerando-se como tempo de vermelho também os tempos perdidos, tem-se que

$$R_1 = C - V_{e,1}$$

$$R_2 = C - V_{e,2}$$

Calculados os valores de verde e vermelho de ambas as fases faz-se um teste do grau de saturação no ramo, adotando-se a fase (1) como sendo de referência. A expressão |3| utilizada é:

$$x = \frac{q \cdot C}{q_M \cdot V_e}$$

onde

C : tempo de ciclo

$V_e$  : tempo de verde efetivo do cruzamento da aproximação.

q : fluxo real no ramo.

$q_M$  : fluxo máximo no ramo.

Caso  $x > 1$  o programa provoca a identificação dos ramos em que o fato ocorreu e interrompe a execução.

Dado que esta parte tratou tão somente de computar valores através das fórmulas citadas e não havendo qualquer detalhe a acrescentar, omitir-se-á o diagrama de blocos correspondente.

#### II.4 - Cálculo do QV, QR e IROT

No estudo do programa do modelo COSE I viu-se que:

QV(I) : trata-se do fluxo no ramo I que passa durante o verde da fase (1) do cruzamento de onde I é originário.

QR(I) : refere-se ao fluxo convertendo a fase (2) do cruzamento origem de I.

Observe a figura abaixo e veja que de posse das porcentagens de conversão ao fim dos ramos J, formadores de I, e conhecendo-se sob que fase J chega ao cruzamento (A) torna-se bastante simples o cálculo de QV(I) e QR(I).

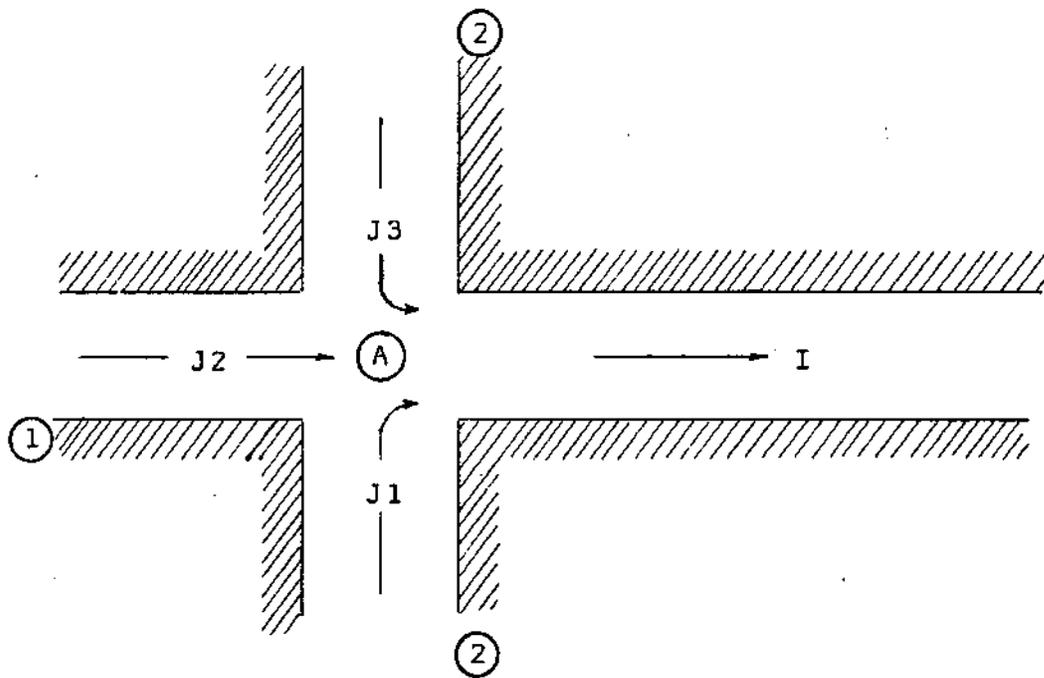
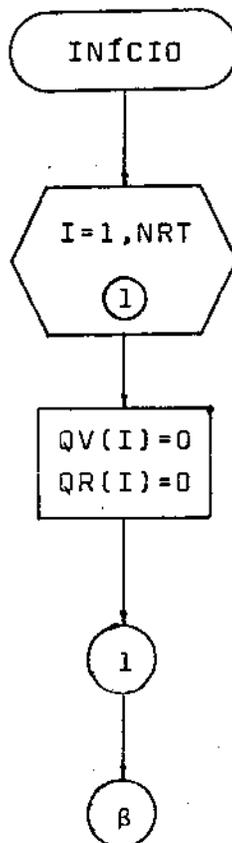


Figura 3 : Visualizando QV e QR.

O diagrama de blocos do algoritmo seria:



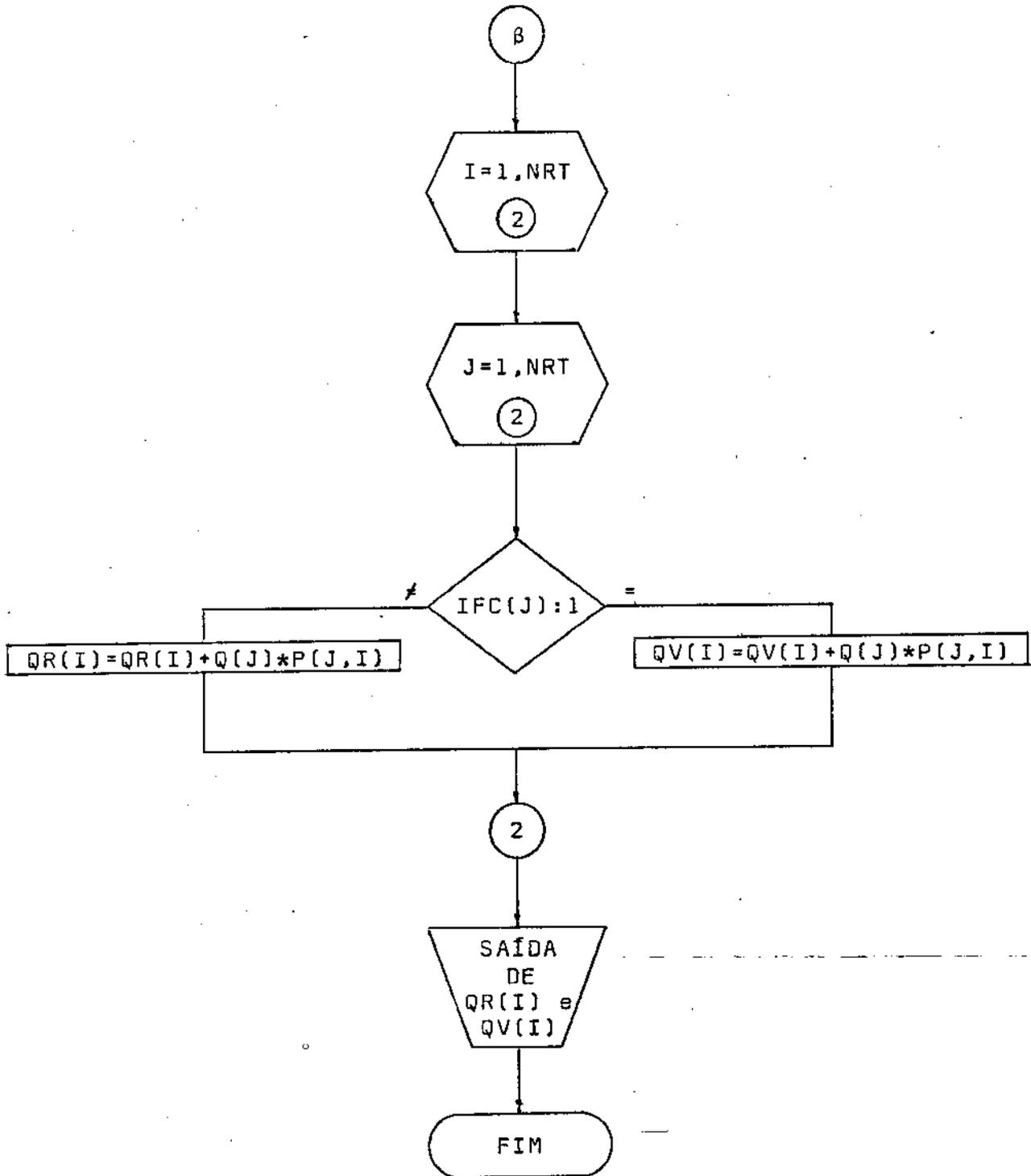


Figura 3 : Cálculo do QV e QR.

Note que o produto  $Q(J) * P(J,I)$  fornece o fluxo de veículos que se deslocam de J para I.

A variável IROT cuja origem e definição estão registra das em [1] é também aqui calculada.

Sendo 1 a fase de referência, sempre que um ramo chega ao cruzamento na fase 2 deverá sofrer uma alteração em sua defasagem no valor de IROT.

A figura 5 mostra um ramo, de A para B, chegando sob uma fase ②.

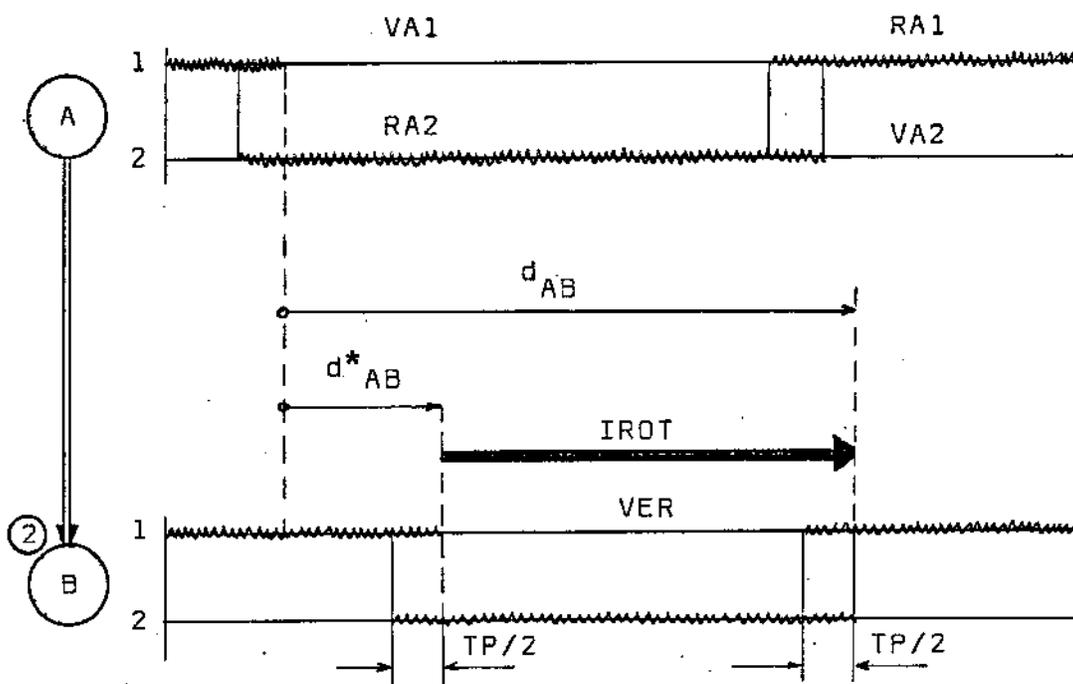


Figura 5 : A ocorrência de IROT.

e tem o intuito de facilitar a visualização do valor de IROT, valor este que será abatido de  $d_{AB}$ , pois

$$d_{AB}^* = d_{AB} - IROT \quad (*)$$

onde  $IROT = VER + TP/2$

sendo VER = verde da fase 1 (referência) do cruzamento de chegada do ramo.

(\*) Vide "Redução Série" em [1].

A figura 6 expõe o algoritmo aplicado no cálculo do IROT de cada um dos ramos intermediários da rede.

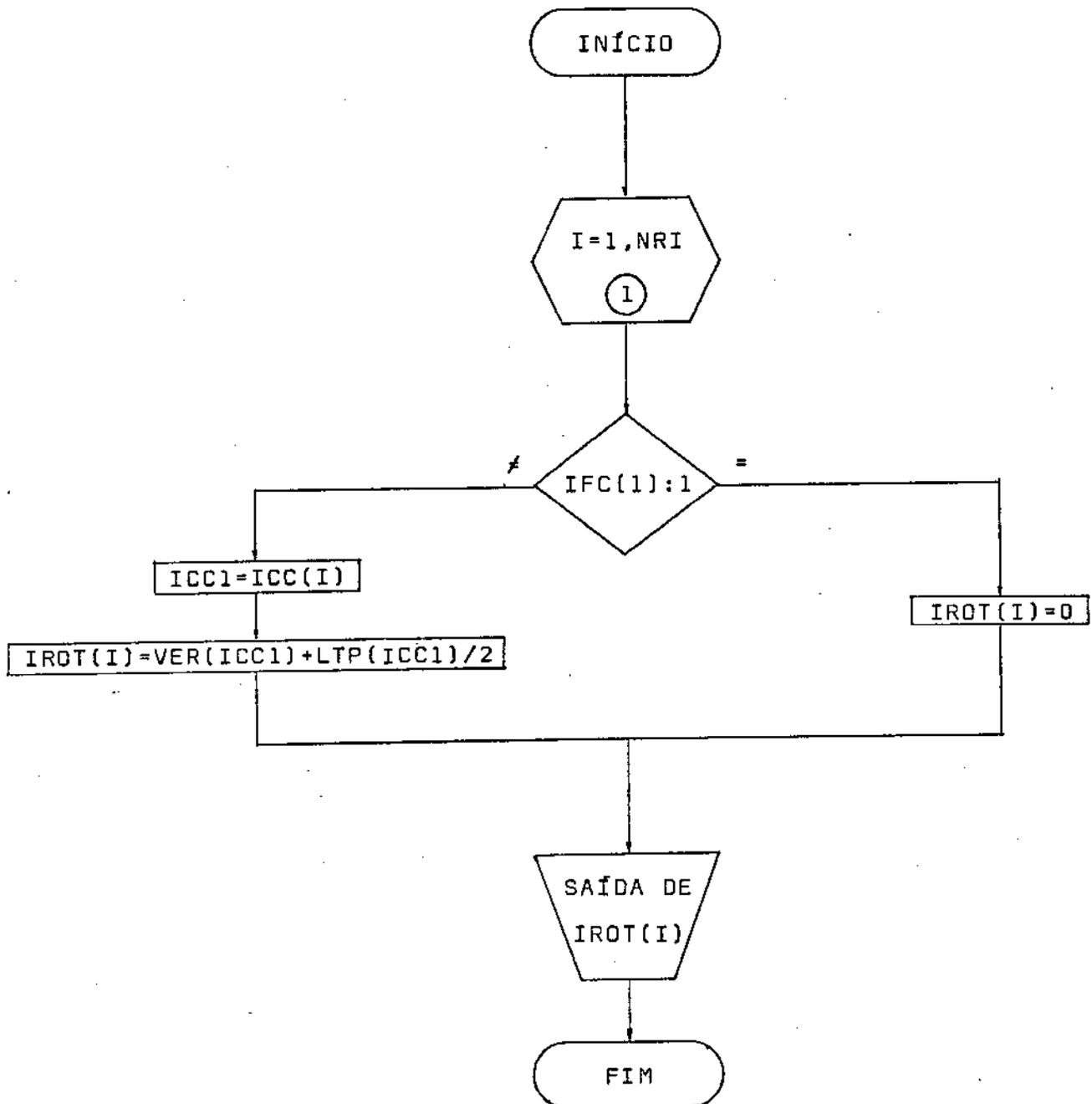


Figura 6 : Cálculo do IROT.

## II.5 - A automação das operações de reduções e regeneração da rede.

### II.5.1 - Introdução

Durante o desenvolvimento e primeiras aplicações do modelo de otimização COSE I, deparou-se inúmeras vezes com a necessidade de que também se criasse um algoritmo visando eliminar grande parte do tempo que se necessitava para preparar os dados da rede segundo exigências do programa. O problema das reduções, paralelas ou séries, condicionava o operador a determinar previamente quais os ramos suscetíveis de tal procedimento. Ficava então a cargo do usuário fazer, sempre que necessário, chamadas das subrotinas responsáveis por aquelas operações.

Obtido o ramo final equivalente à rede inicial o programa exigia ainda que fosse "orientado" na execução da regeneração das defasagens de cada ramo.

A implementação que se passa a descrever visa prover o programa de uma "auto suficiência" nestes afazeres. Ele agora será capaz de encontrar uma redução, de determinar se se trata de paralela ou série e de executá-la. Ao chegar ao ramo final equivalente fará toda a regeneração da rede, provendo ainda o usuário de defasagens absolutas segundo um determinado cruzamento-referência.

### II.5.2 - Numeração dos ramos e cruzamentos

Como foi visto na descrição do modelo do COSE I |1| a otimização da rede é restrita aos ramos intermediários, que são justamente os que terão interesse neste algoritmo em discussão.

Para enumerá-los basta que os números utilizados sejam inteiros e consecutivos, a partir de 1, não se exigindo que estejam em qualquer ordem dentro da rede (vide fig. 7).

O mesmo se pode fazer com relação aos cruzamentos, porém por conveniência, para estes geralmente é reservada uma certa ordem facilitando o acompanhamento do algoritmo pelo usuário.

Feita esta enumeração o próprio programa construirá uma

matriz  $MCR(I,J)$  origem-destino, que conterà os números dos ramos interligando os cruzamentos  $I$  e  $J$ . Será conhecida por Matriz de Construção da Rede (MCR).

II.5.3 - O algoritmo

A fim de que se possa melhor acompanhar o raciocínio envolvido no algoritmo, a apresentação do mesmo será feita valendo-se de um exemplo auxiliar, dado pela seguinte rede:

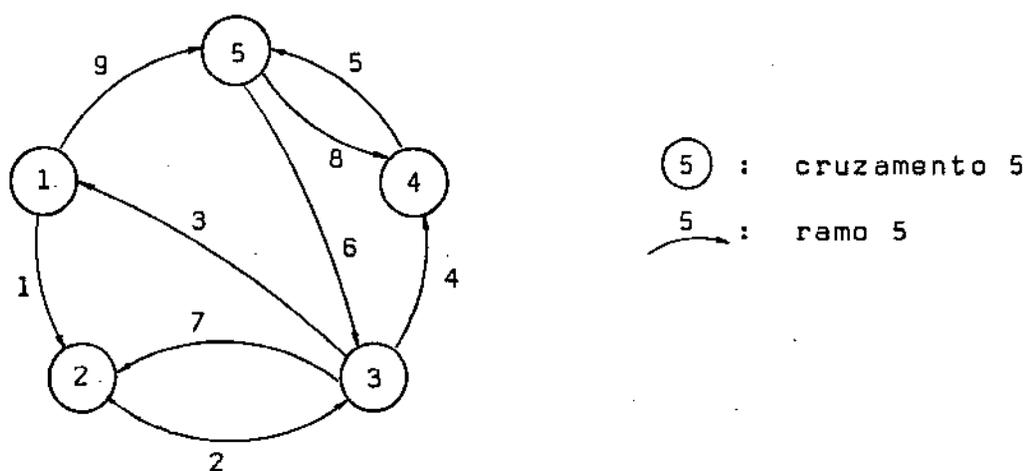


Figura 7 : A rede exemplo.

A matriz origem-destino correspondente será portanto:

I \ J	1	2	3	4	5
1		1			9
2			2		
3	3	7		4	
4					5
5			6	8	

$NRED = 0$

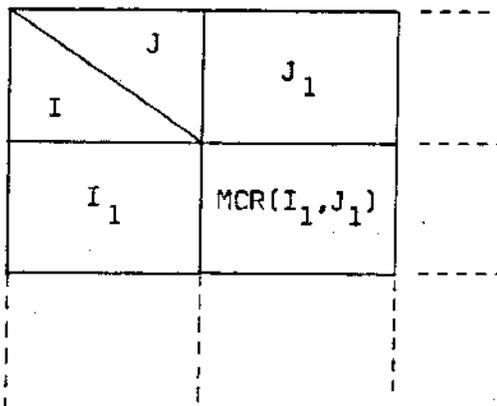


Figura 8 : A Matriz de Construção da Rede.

onde

I : indica nó origem

J : indica nó destino

MCR(I<sub>1</sub>,J<sub>1</sub>) : dá o n° do ramo I<sub>1</sub> → J<sub>1</sub> .

O programa munido que está

do cruzamento de saída de cada ramo I : ICS(I)

do cruzamento de chegada de cada ramo I : ICC(I)

do número total de cruzamentos : NC

do número de ramos intermediários : NRI

"preencherá" a matriz apresentada acima, através do algoritmo representado na figura 9 a seguir.

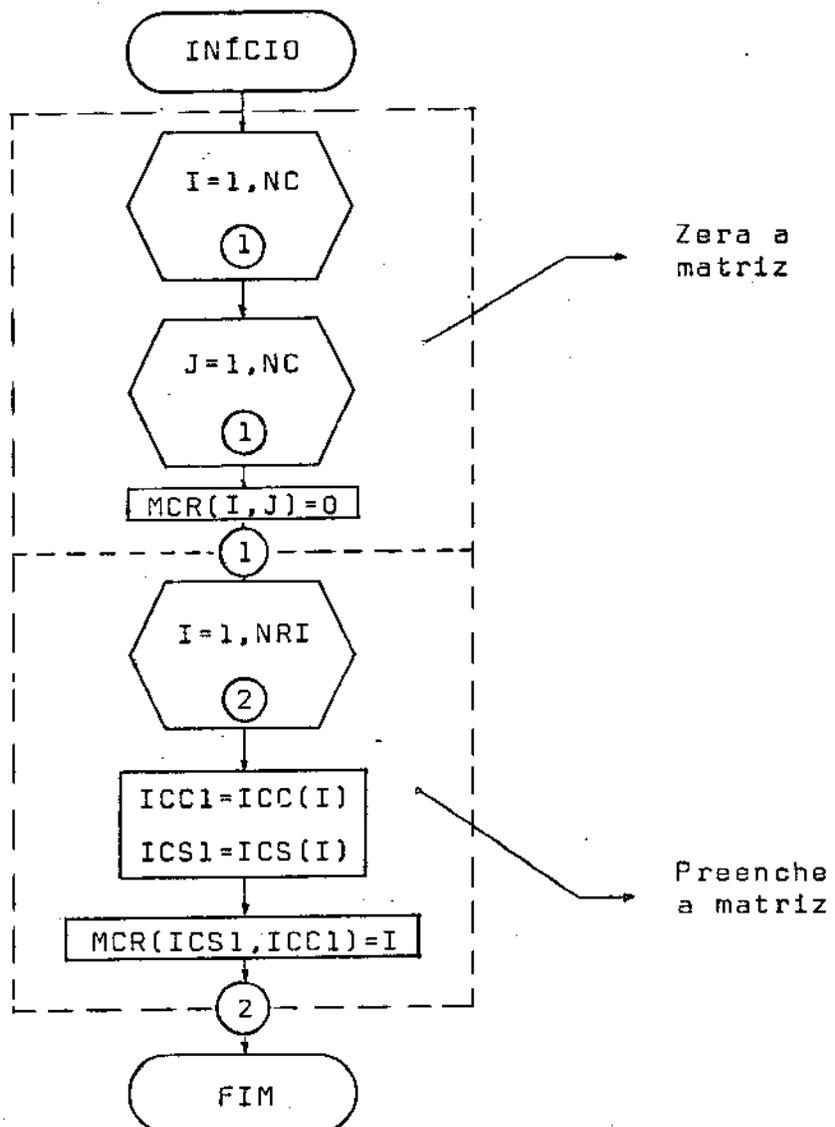


Figura 9 : O Algoritmo da Matriz de Construção da Rede.

Do diagrama visto na fig. 9 depreende-se que a ausência de ramos entre cruzamentos definirá  $MCR = 0$ .

De posse dessa matriz o programa está pronto para execução. Seguirá quatro etapas; sendo que na

Primeira : Pesquisa e efetua reduções paralelas.

Segunda : Pesquisa e efetua reduções séries.

Terceira : Faz a regeneração dos ramos reduzidos.

Quarta : Calcula as defasagens absolutas.

II.5.3.1 - Primeira etapa: Reduções paralelas

Recorde-se que ocorrerá uma redução paralela quando

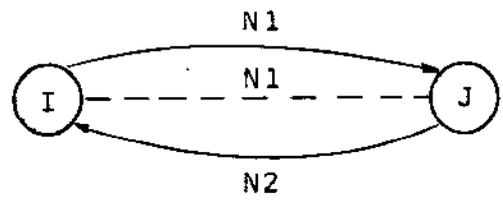


Figura 10 : Ocorrência de redução paralela.

onde

$$MCR(I,J) = N1$$

$$MCR(J,I) = N2$$

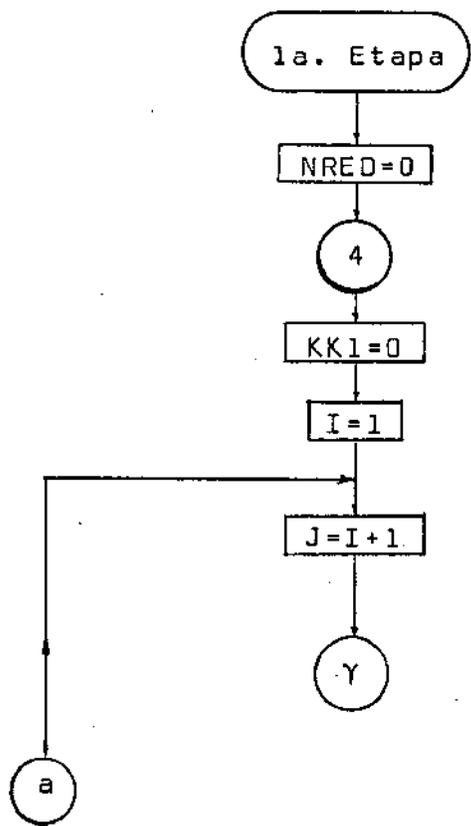
são ramos que ocuparão posições simétricas em relação à diagonal principal da matriz  $MCR$  (figura 8).

O algoritmo então ao detetar ramos nestas circunstâncias atua da seguinte forma:

1. Chama a subrotina responsável por reduções paralelas  $RP(N1, N2)$  apresentada em detalhes em |1|.

2. Elimina o ramo N2 da rede, fazendo  $MCR(J,I)=0$   
Portanto será N1 o ramo equivalente.
3. Registra a ocorrência da redução através da chave KK1 que é feita igual a 1.
4. Numera a redução através de um contador (NRED),  
o que será de grau de valia na operação de regeneração (3a. etapa).
5. Registra o nó origem (NO) e o nó destino (ND)  
do ramo resultante da redução.

De posse desta sequência será de fácil compreensão a parte do algoritmo responsável por esta etapa.



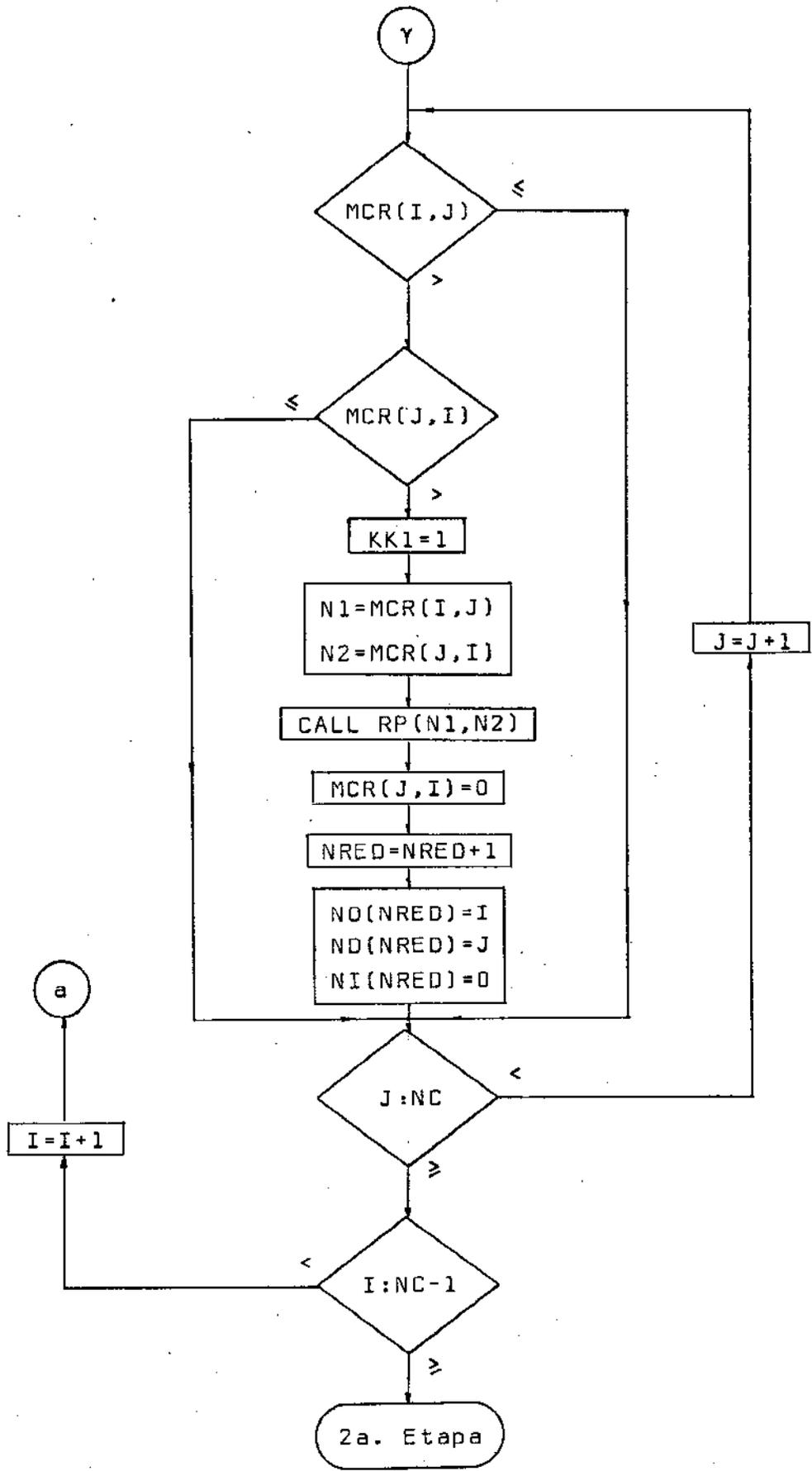
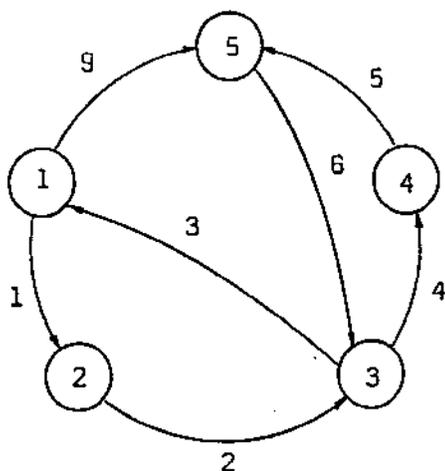


Figure 11 : A primeira etapa: reduções paralelas.

De volta ao exemplo - figura 7 - observe que os ramos suscetíveis de redução paralela serão: 2 e 7, 5 e 8. Conforme descrição feita o algoritmo eliminará os ramos 7 e 8 deixando como equivalentes os de número 2 e 5. A rede e sua correspondente MCR tomam então a forma:



I \ J	1	2	3	4	5
1		1			9
2			2		
3	3			4	
4					5
5				6	

Figura 12 : Situação da rede-exemplo após as duas primeiras reduções.

Não encontrados outros ramos em condições que exijam reduções paralelas, o programa passa à etapa seguinte.

### II.5.3.2 - Segunda Etapa: Reduções Sérias

Viu-se que três cruzamentos consecutivos interligados por dois ramos dão margem à ocorrência de uma redução série.

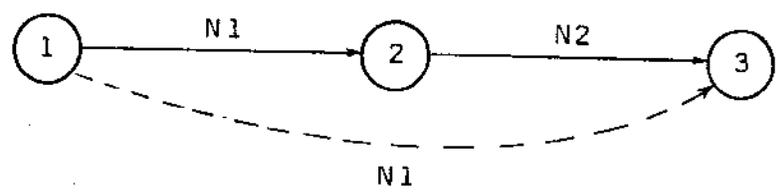
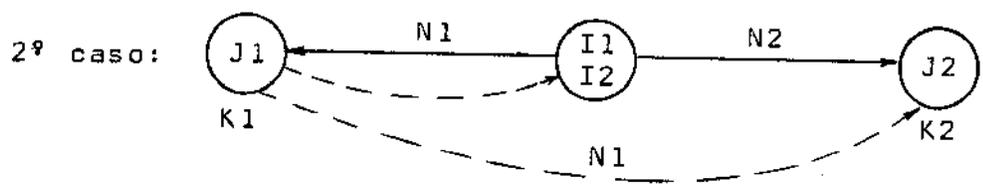
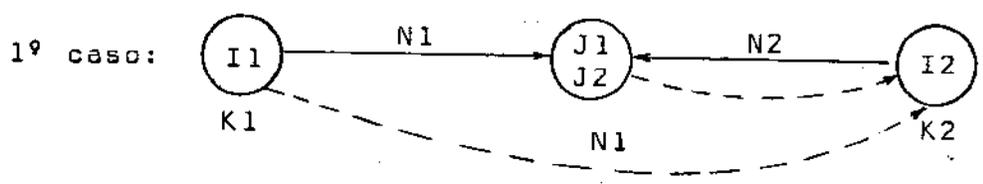


Figura 13 : Ramos em "série".

É bastante simples a localização de ramos passíveis duma redução deste tipo. Basta que se observe que ela só ocorrerá quando ao nó intermediário - na figura 13 o de número 2 - estiverem conectados no máximo dois ramos. Tomando-se este fato por base o programa entra na MCR fazendo uma sondagem cruzamento a cruzamento.

Quatro são as situações possíveis de se encontrar ramos em condições de sofrerem redução série. A figura 14 aponta estas situações, mostrando também o ramo cujo sentido se convencionou inverter. Mostra ainda o sentido adotado em cada caso, para o ramo equivalente.



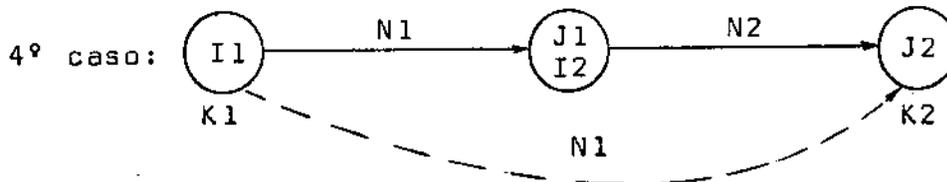
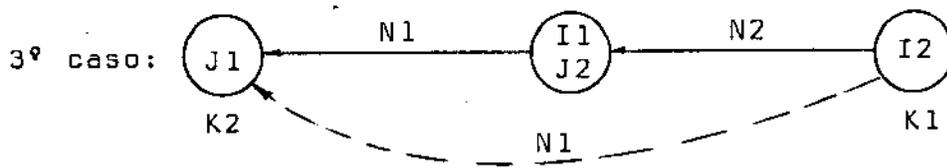


Figura 14 : Possíveis situações de ramos em "série".

O algoritmo vai identificar cada um dos casos através das origens e destinos dos ramos (N1 e N2) envolvidos na operação. Assim é que:

$J1 = J2 \rightarrow$  caso 1.

$I1 = I2 \rightarrow$  caso 2.

$I1 = J2 \rightarrow$  caso 3.

$J1 = I2 \rightarrow$  caso 4.

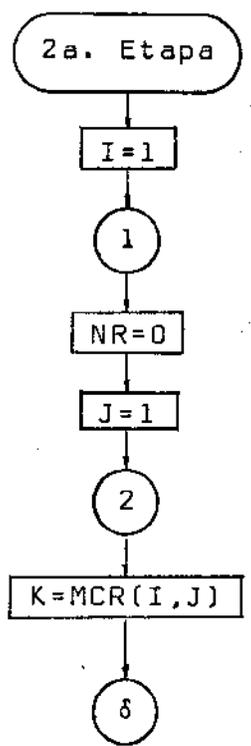
Em quaisquer dos casos o ramo equivalente terá o sentido N1 (o primeiro ramo encontrado na MCR durante a busca de ramos em "série") e terá seus nós origem e destino designados por K1 e K2 respectivamente. Observe-se que no 2º caso o ramo equivalente adota o sentido de N1 já invertido.

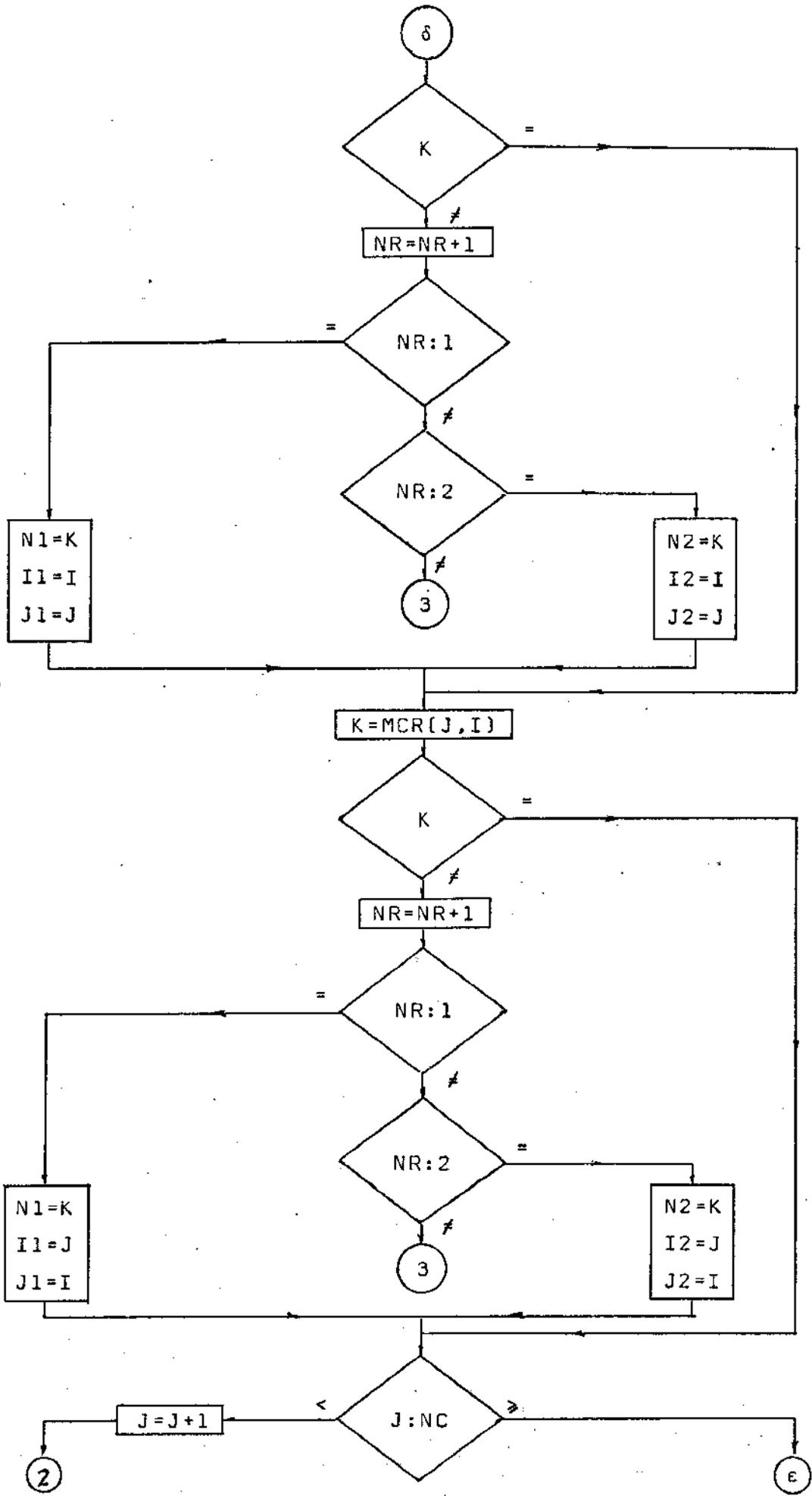
Após a localização dos ramos e da identificação do caso, o algoritmo adota a seguinte linha de ação:

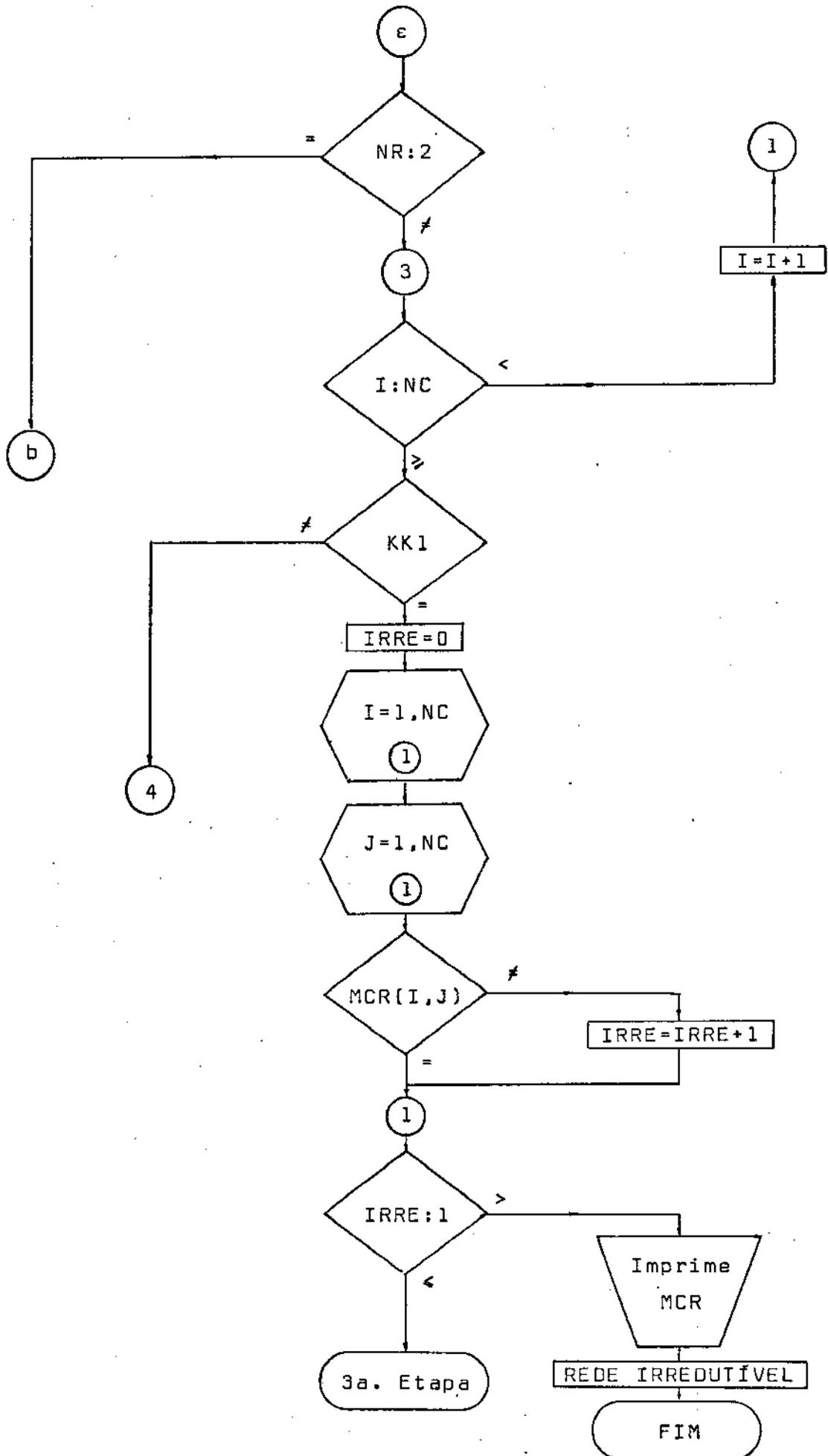
1. Identifica os nós origem e destino (K1 e K2) do ramo equivalente.

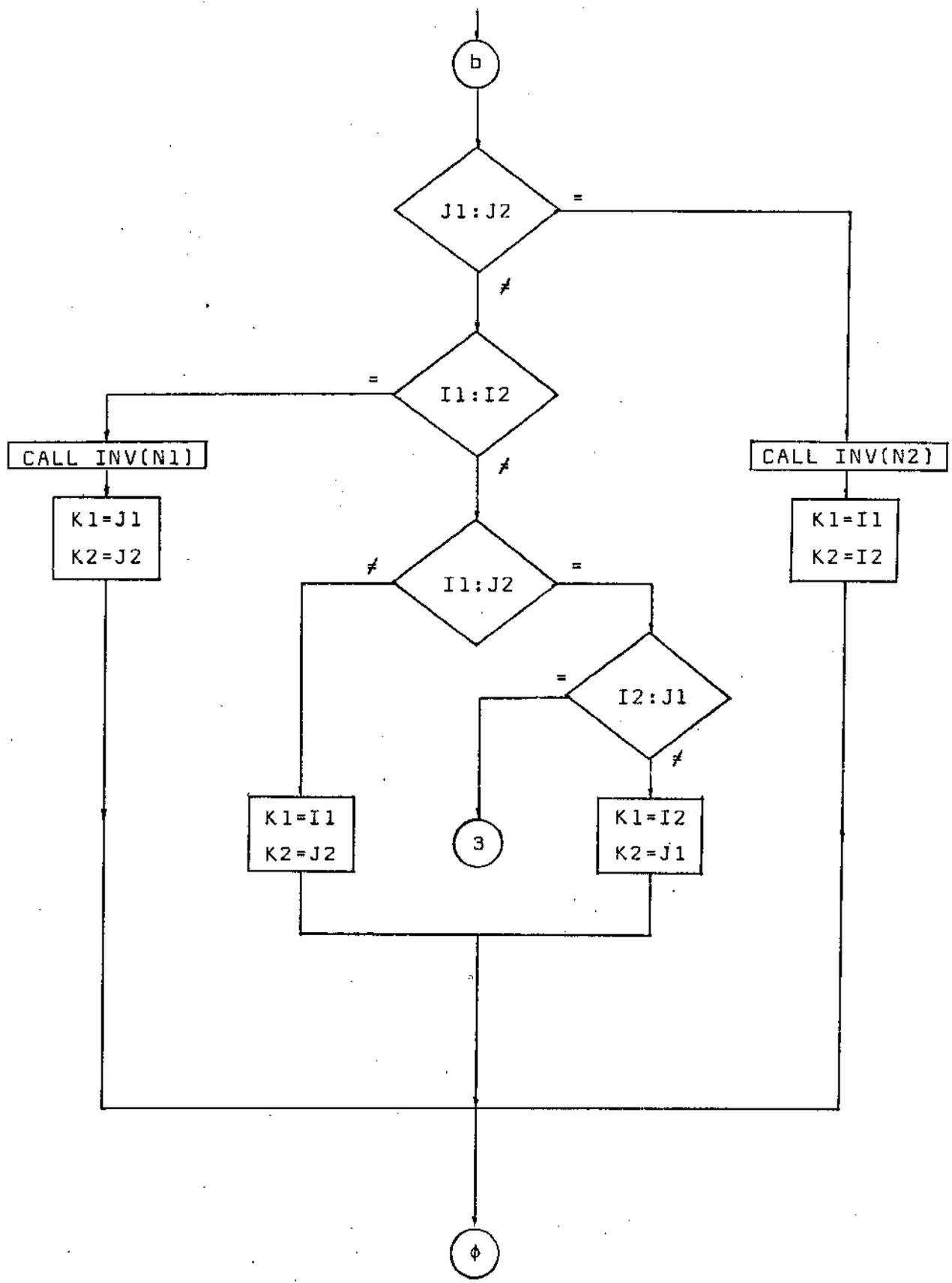
2. Faz a inserção do ramo equivalente na MCR .
3. Elimina da MCR os ramos envolvidos na redução, fazendo  $MCR(I1, J1) = 0$  e  $MCR(I2, J2) = 0$  .
4. Chama a subrotina responsável por reduções séries RSE(N1, N2) apresentada em |1|.
5. Faz  $KKI = 1$  registrando a ocorrência de redução.
6. Aciona o contador de reduções efetuadas (NRED).
7. Registra o nó origem (NO) e o nó destino (ND) do ramo equivalente da redução.
8. Registra também o nó intermediário (NI) envolvido na operação. Este valor será de grande utilidade na regeneração (3a. etapa) pois distinguirá uma redução série duma paralela.

A figura 15 mostra através de um diagrama de blocos em detalhe o algoritmo aplicado nesta segunda etapa.









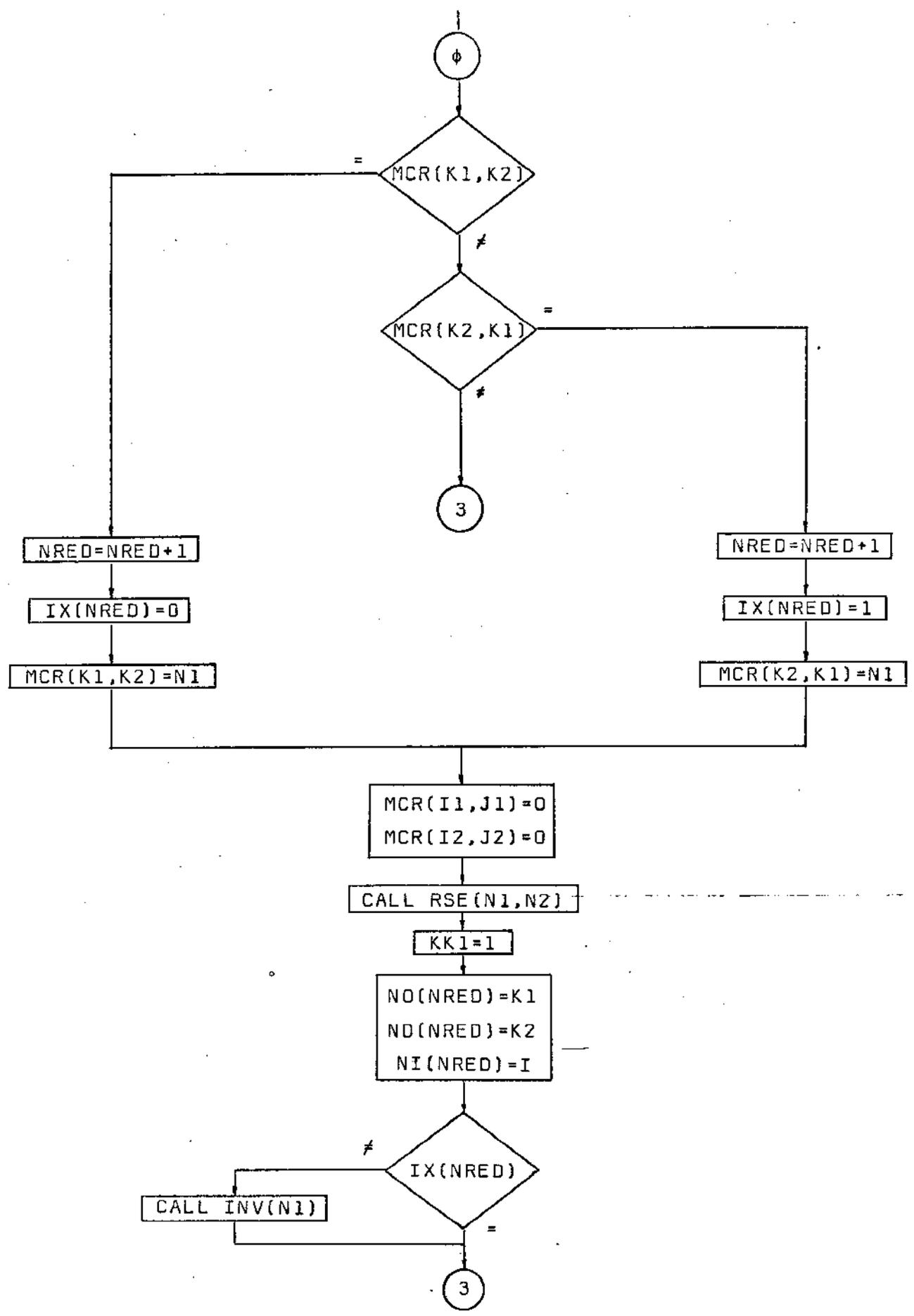
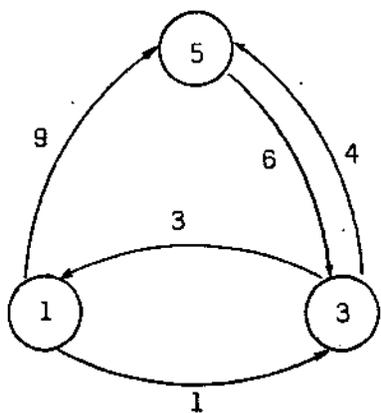


Figura 15 : A segunda etapa: reduções séries.

A rede exemplo sofreu até então duas reduções paralelas. Sua situação e da MCR aparecem na figura 12 .

Ao ingressar na etapa responsável pelas reduções séries os ramos suscetíveis desta operação serão: 1 e 2; 4 e 5 (fig.12). O algoritmo localiza cada um destes pares e após efetuar as reduções deixará a rede e sua MCR com as seguintes configurações:



NRED = 4

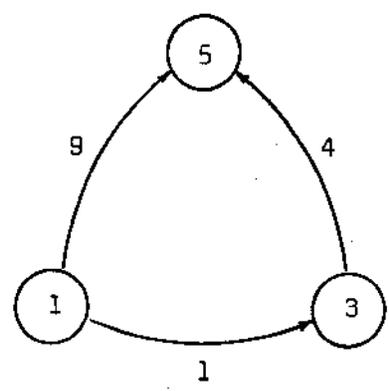
I \ J	1	2	3	4	5
1			1		9
2					
3	3				4
4					
5			6		

Figura 16 : Rede exemplo e sua MCR após quatro reduções.

Após percorrer todos os cruzamentos (I=NC) o algoritmo retornará à primeira etapa sempre que ao menos uma redução (paralela

la ou série) ocorrer. Este retorno é comandado pela chave KK1 já apresentada.

No exemplo depreende-se através da figura 16, que o retorno à etapa das reduções paralelas causará duas reduções mais, afetando os ramos 1 e 3; 4 e 6. Ter-se-á então:



NRED = 6

I \ J	1	2	3	4	5
1			1		9
2					
3					4
4					
5					

Figura 17 : Rede exemplo e sua MCR após seis reduções.

Novamente a segunda etapa. Observe-se que a primeira redução série que o algoritmo localiza deve-se aos ramos 1 e 9, numa

situação que se classifica como sendo do caso 2 ( $I_1=I_2$ ).

Como já visto, o ramo 1 ( $N_1$ ) sofrerá uma inversão para em seguida ocorrer a redução.

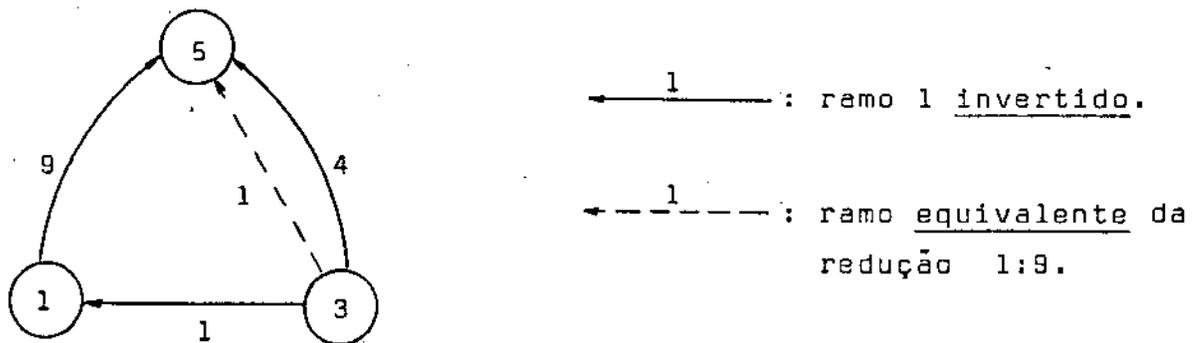


Figura 18 : A última redução série da rede exemplo.

Para a realização desta inversão é solicitada a atuação da subrotina `CALL INV (N1)`, responsável pelas necessárias alterações na tabela de atraso x defasagem do ramo invertido. Para conhecimento do algoritmo desta subrotina vide referência [1].

A rede exemplo vai mostrar ainda que a situação

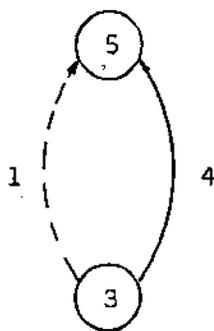
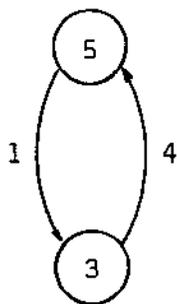


Figura 19 : Necessidade de inversão dum ramo equivalente.

oriunda da redução entre os ramos 1 e 9 exigirá nova inversão, agora do ramo 1 equivalente. O algoritmo detecta a necessidade desta

Última inversão ao ver já ocupada a posição da matriz que daria lugar ao ramo equivalente.

Assim a última configuração ainda portadora de ramos redutíveis e sua respectiva MCR, será:

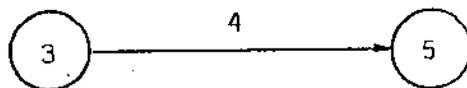


NRED = 7

I \ J	1	2	3	4	5
1					
2					
3					4
4					
5			1		

Figura 20 : A última situação de redução da rede exemplo.

Portanto o ramo final equivalente será



NRED = 8

Figura 21 : Ramo final equivalente.

A medida em que as reduções vão sendo feitas, os algoritmos de ambas as etapas registram os nós origem, destino e intermediário (NO, ND e NI) de cada um dos ramos equivalentes oriundos de cada operação. Assim é que do exemplo dado ter-se-á a seguinte tabela:

Redução entre ramos	NRED	NO	ND	NI
2 e 7	1	2	3	0
5 e 8	2	4	5	0
1 e 2	3	1	3	2
4 e 5	4	3	5	4
1 e 3	5	1	3	0
4 e 6	6	3	5	0
1 e 9	7	3	5	1
4 e 1	8	3	5	0

Tabela 1 - Tabela das Reduções

Terminada a última redução (no exemplo NRED=8) o programa estará munido dos dados da tabela acima e portanto apto para ingressar na terceira etapa: a das regenerações dos ramos reduzidos.

II.5.3.3 - Terceira Etapa: Regeneração dos ramos reduzidos

Basicamente ao término desta terceira etapa, o programa estará munido de uma tabela contendo todas as defasagens importantes entre as intersecções da rede. Será conhecida por "Tabela de Restituição das Defasagens Relativas" (Tabela 2).

O algoritmo desta etapa efetua as seguintes operações:

1. Registra na Tabela 2 os dados essenciais referen

tes ao ramo final equivalente (no exemplo, o ramo nº 4). São eles:

- a defasagem (IDEK) à que corresponde o menor a traso, encontrada com o auxílio da subrotina MIN(N1, IDEK).
  - o seus cruzamentos de origem e destino.
2. Vai em busca de reduções séries, valendo-se do registro feito na tabela 1 da existência ou não de nó intermediário.
  3. Encontrada uma redução série, faz a restituição dos ramos que nela estiveram envolvidos, registrando na tabela 2 as defasagens ótimas de cada um deles.

Para melhor compreensão desta regeneração observe-se a figura seguinte:

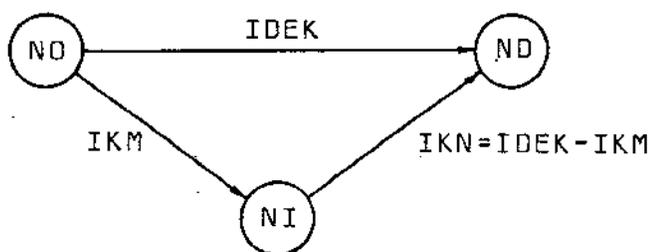


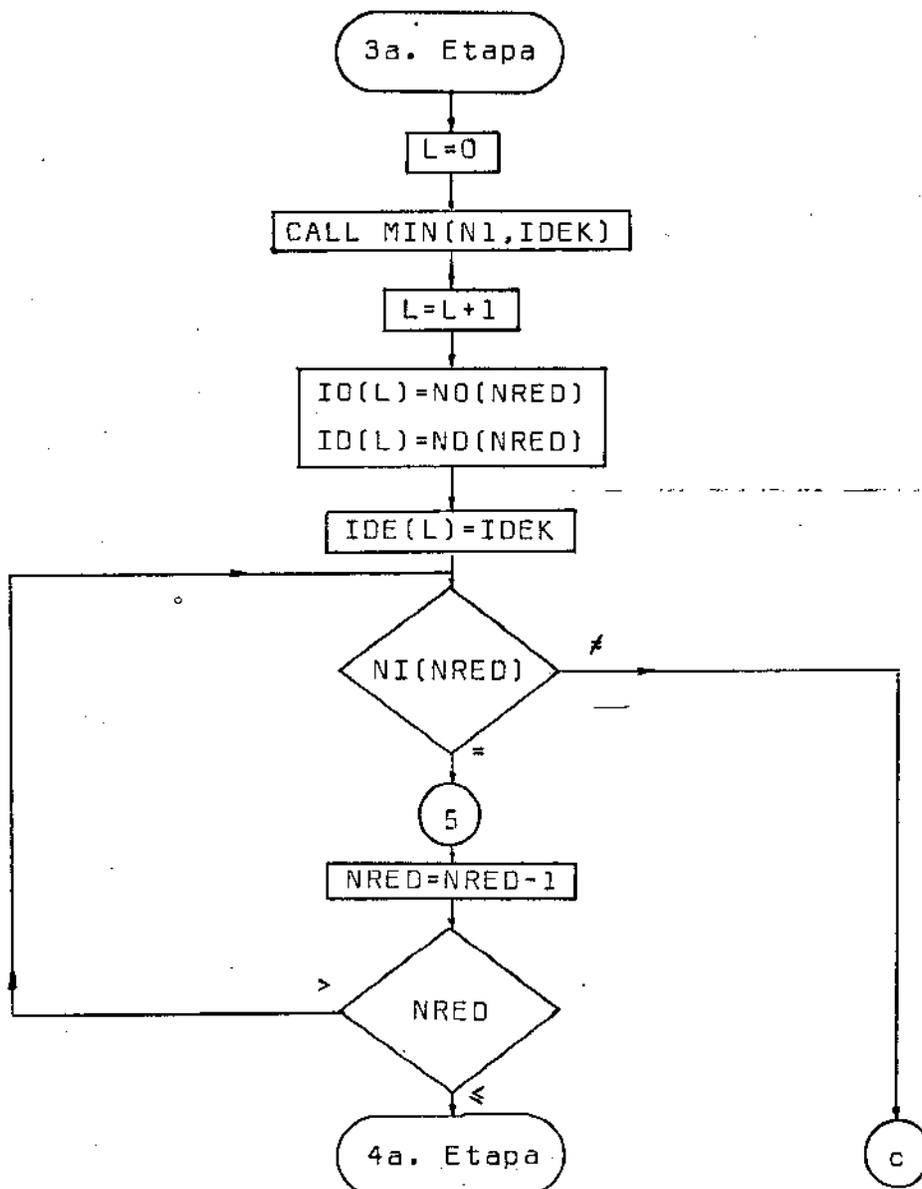
Figura 22 : A regeneração dos ramos numa redução série.

onde estão representados os nós origem (NO), destino (ND) e intermediário (NI) participantes da redução. O programa, de posse do valor da defasagem ótima entre NO e ND, localiza a defasagem IKM através da variável IDO (KK, IDEK). Esta variável, como se recorda |1|, registrará para cada redução série (KK) qual o mais adequado valor de IKM que complementado com IKN dê a defasagem ótima IDEK.

O contador KK utilizado nesta etapa, é incrementado dentro da subrotina RSE (N1, N2) responsável pelas reduções sé-  
ries, sempre que esta for acionada.

Como se observa, o algoritmo não se preocupará em regene-  
rar as reduções paralelas efetuadas na primeira etapa. No entanto  
basta relembrar que de posse da defasagem num sentido a outra é ob-  
tida por diferença do valor do ciclo.

A figura 23 a seguir traz em detalhes todas as instru-  
ções envolvidas neste processo regenerativo. O significado das va-  
riáveis envolvidas poderá ser encontrado no fim deste capítulo.



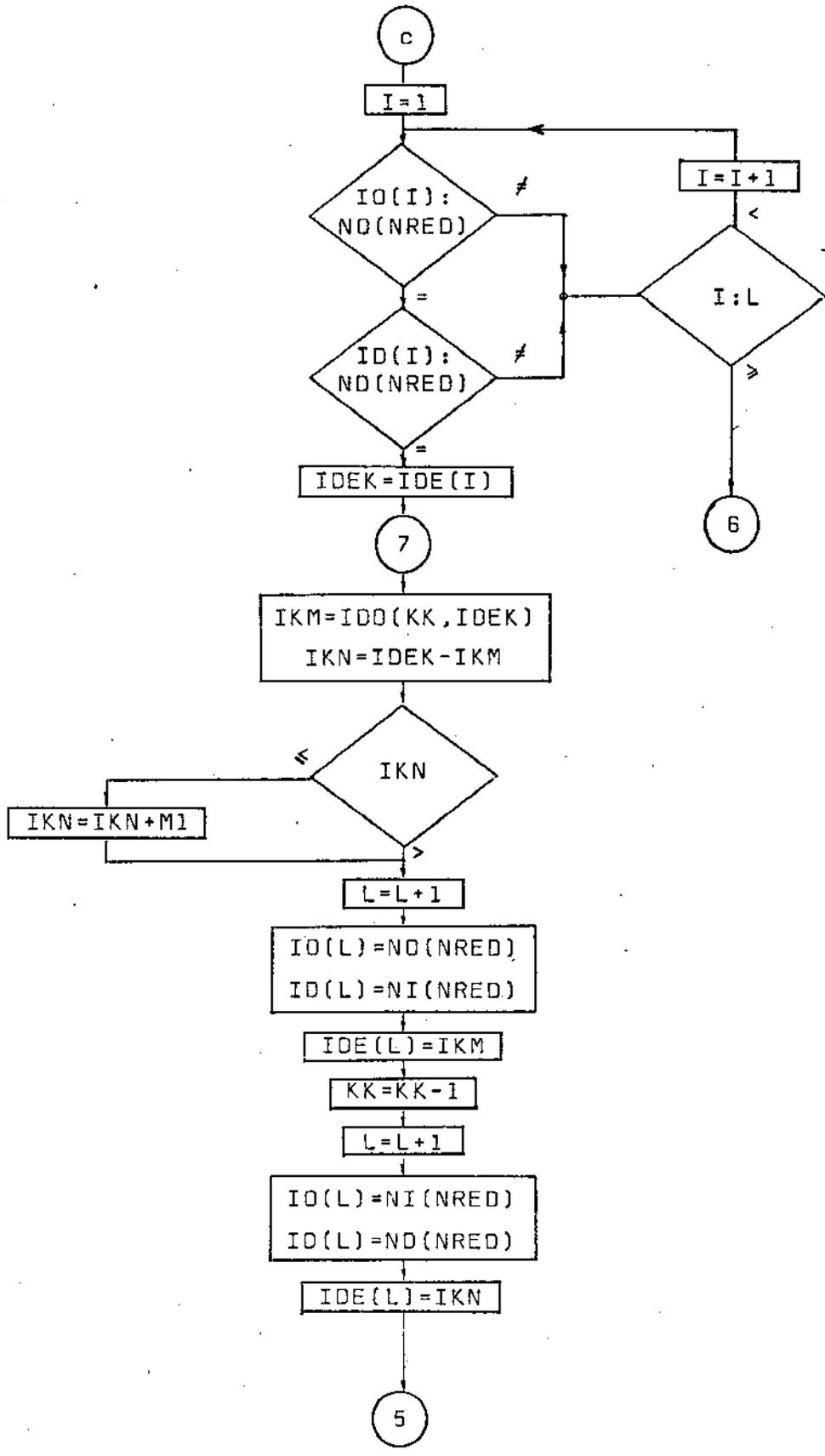


Figura 23 : A terceira etapa...

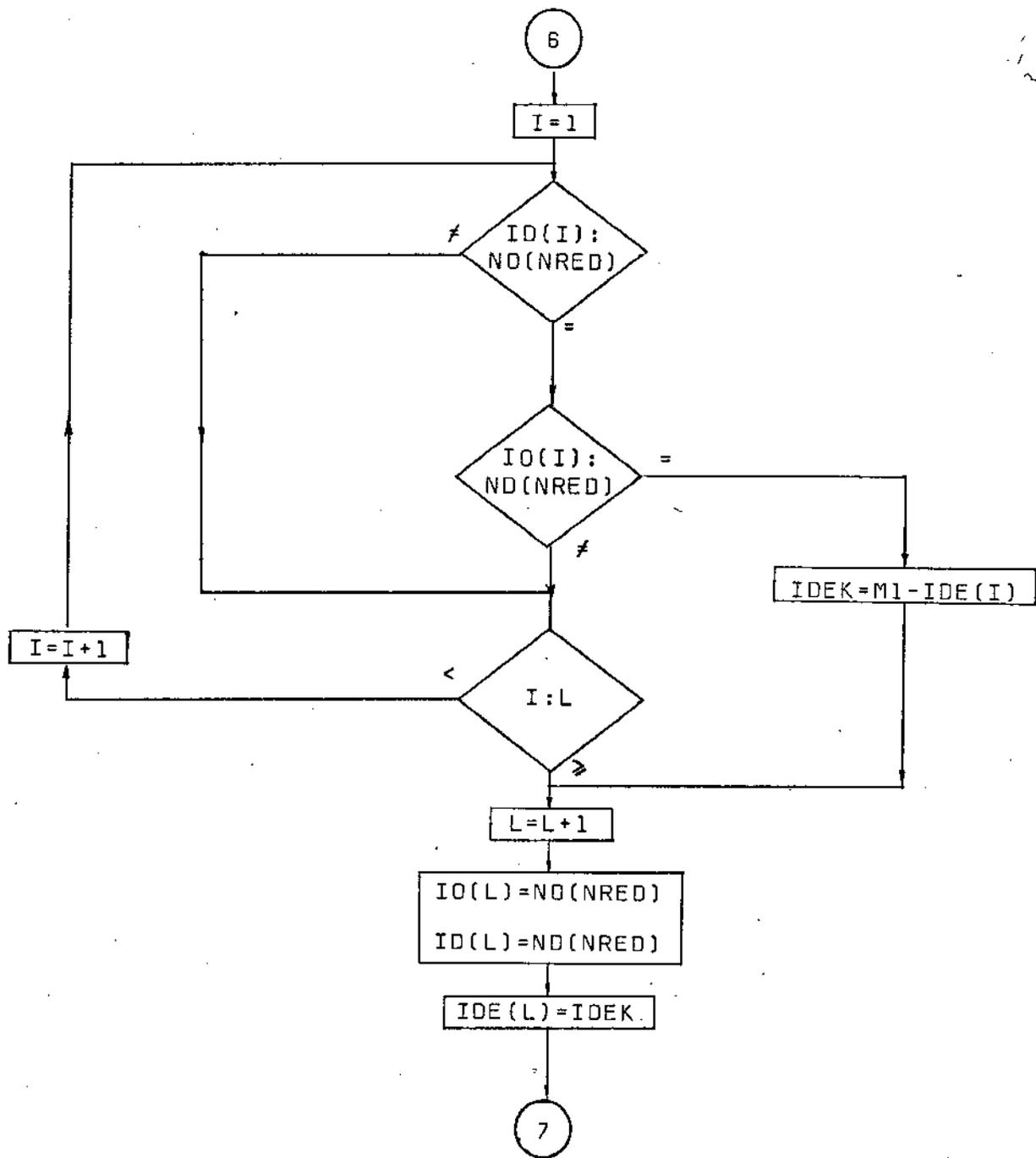


Figura 23 : A terceira etapa: regeneração dos ramos reduzidos.

De volta ao exemplo, recorde-se que foram oito as reduções efetuadas (NRE=8) sendo três delas do tipo "série", conforme pode-se observar na Tabela 1.

Após a aplicação do algoritmo da terceira etapa, o programa, no caso da rede exemplo, estará então munido da seguinte Tabela de Restituição:

Tempo de Ciclo:  
C = 50 unidades

L	IO	ID	IDE
1	3	5	20
2	3	1	12
3	1	5	8
4	3	4	40
5	4	5	30
6	1	3	38
7	1	2	18
8	2	3	20

Tabela 2 - Tabela de Restituição das Defasagens Relativas

A tabela acima corresponderia à seguinte configuração de defasagens:

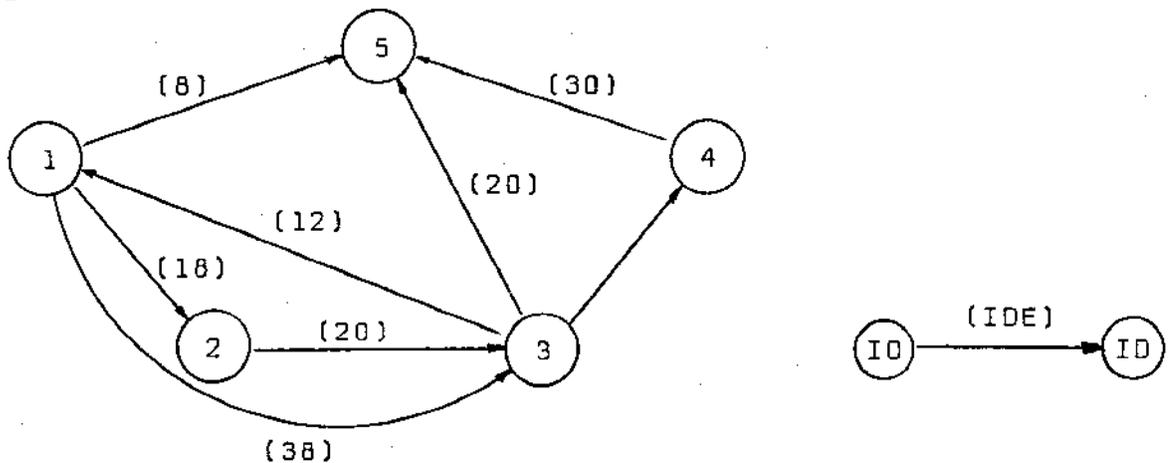


Figura 24 : As defasagens restituídas.

#### II.5.3.4 - Quarta Etapa: Cálculo das defasagens absolutas

Nesta última etapa do algoritmo o programa suprirá o usuário das defasagens absolutas de cada um dos cruzamentos da rede - em relação a um dado referencial de sua livre escolha. Na prática esta referência poderá ser uma das intersecções da região em estudo, ou uma junção hipotética, que na realidade seria uma central de coordenação por exemplo.

O algoritmo desta etapa distinguirá as defasagens relativas das absolutas tratando

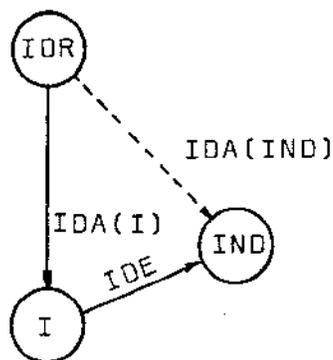
IDE = defasagem relativa (entre dois cruzamentos quaisquer)

IDA = defasagem absoluta (entre cruzamentos e referência)

IOR = será a referência escolhida

e atuará da seguinte forma:

1. De início zera todas as defasagens absolutas:  
 $IDA(I) = 0$  com I "percorrendo" todos os cruzamentos.
2. Vai à tabela 2, das defasagens relativas, e extrai daí os valores que já se identificam com os de defasagens absolutas. Isto vai ocorrer quando um dos cruzamentos envolvidos é a referência.
3. Faz o cálculo das defasagens absolutas dos cruzamentos sem vínculo com a junção referência. Pode ser assim visualizado: —



IOR = referência

I = cruzamento ligado à referência

IND = cruzamento sem vínculo com a referência

IDA(I) = defasagem absoluta de I

IDE = defasagem relativa entre I e IND

Figura 25 :  $IDA(IND)$  = defasagem absoluta de IND, a calcular.  
Defasagem absoluta de IND.

Da figura depreende-se facilmente que de posse de IDA(I) (obtida em 2.) e de IDE registrada na tabela das defasagens, basta fazer:

$$IDA(IND) = IDA(I) + IDE$$

4. O programa imprime todas as defasagens absolutas.

A seguir, o diagrama de blocos com todos os passos executados nesta etapa de cálculo de defasagens absolutas.

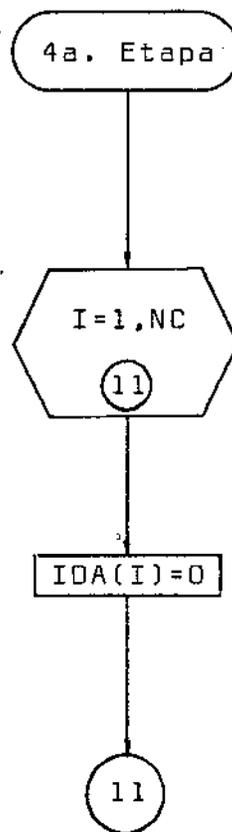


Figura 26 : A quarta etapa: .....

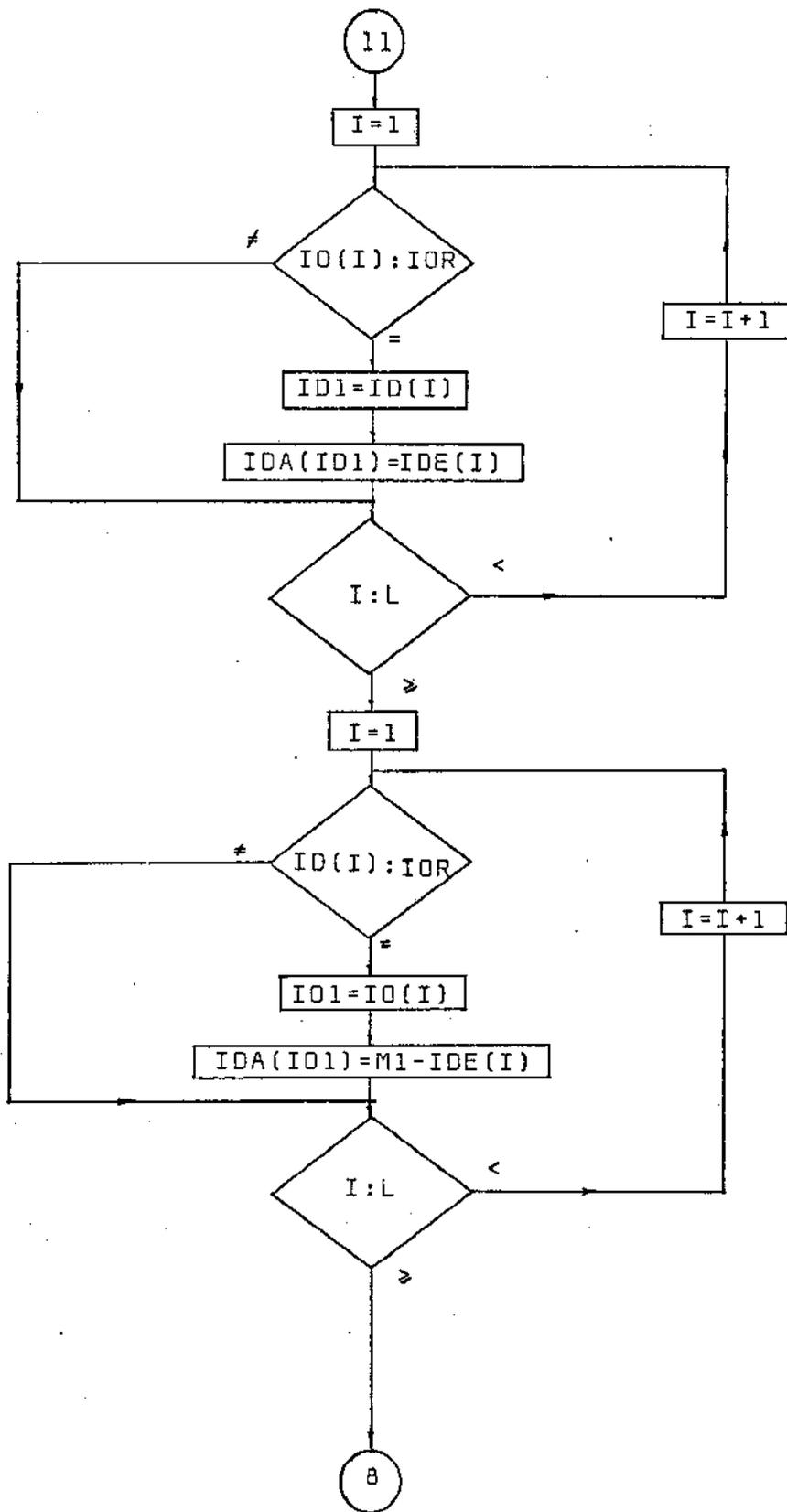


Figura 26 : A quarta etapa: .....

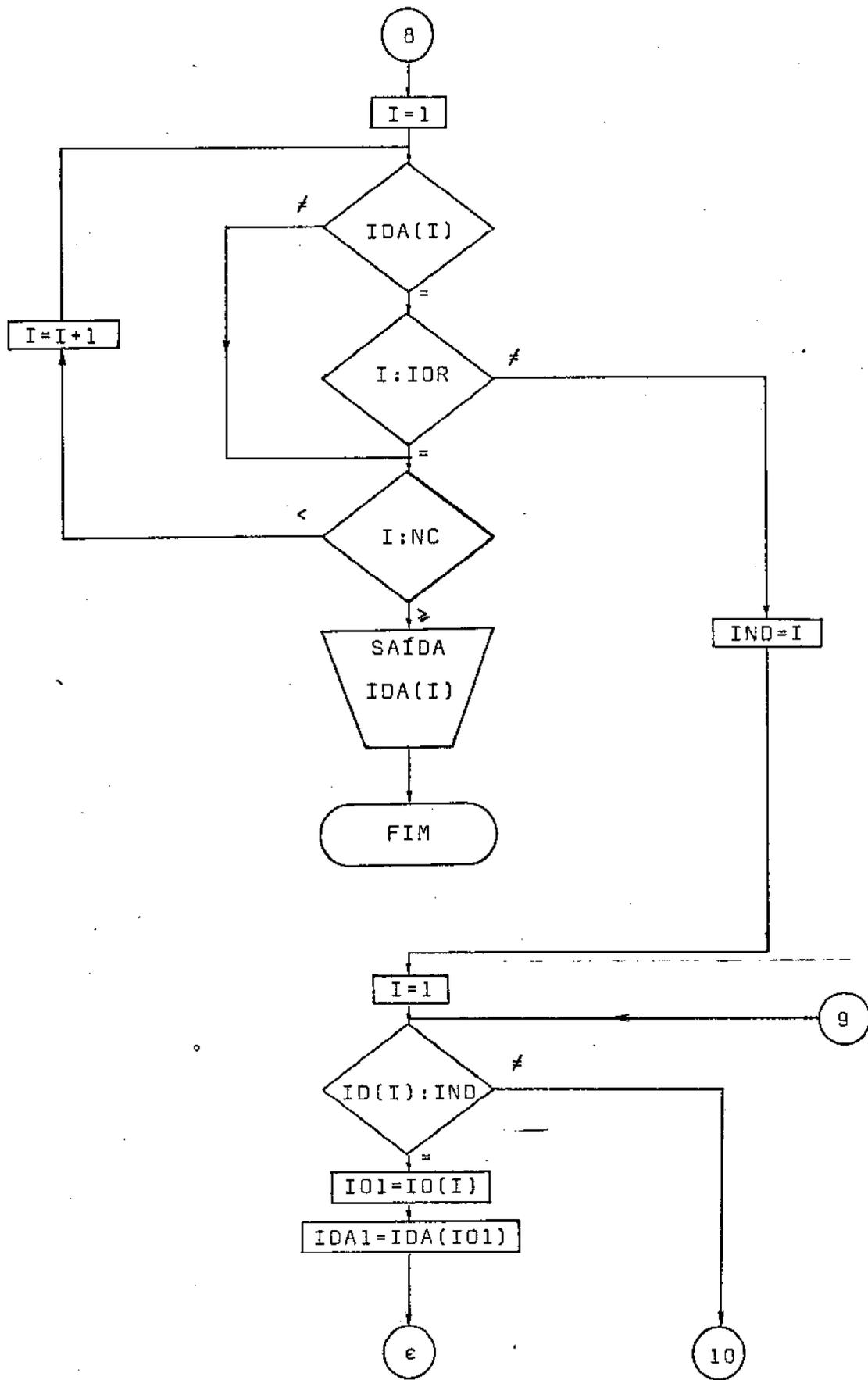


Figura 26 : A quarta etapa: .....

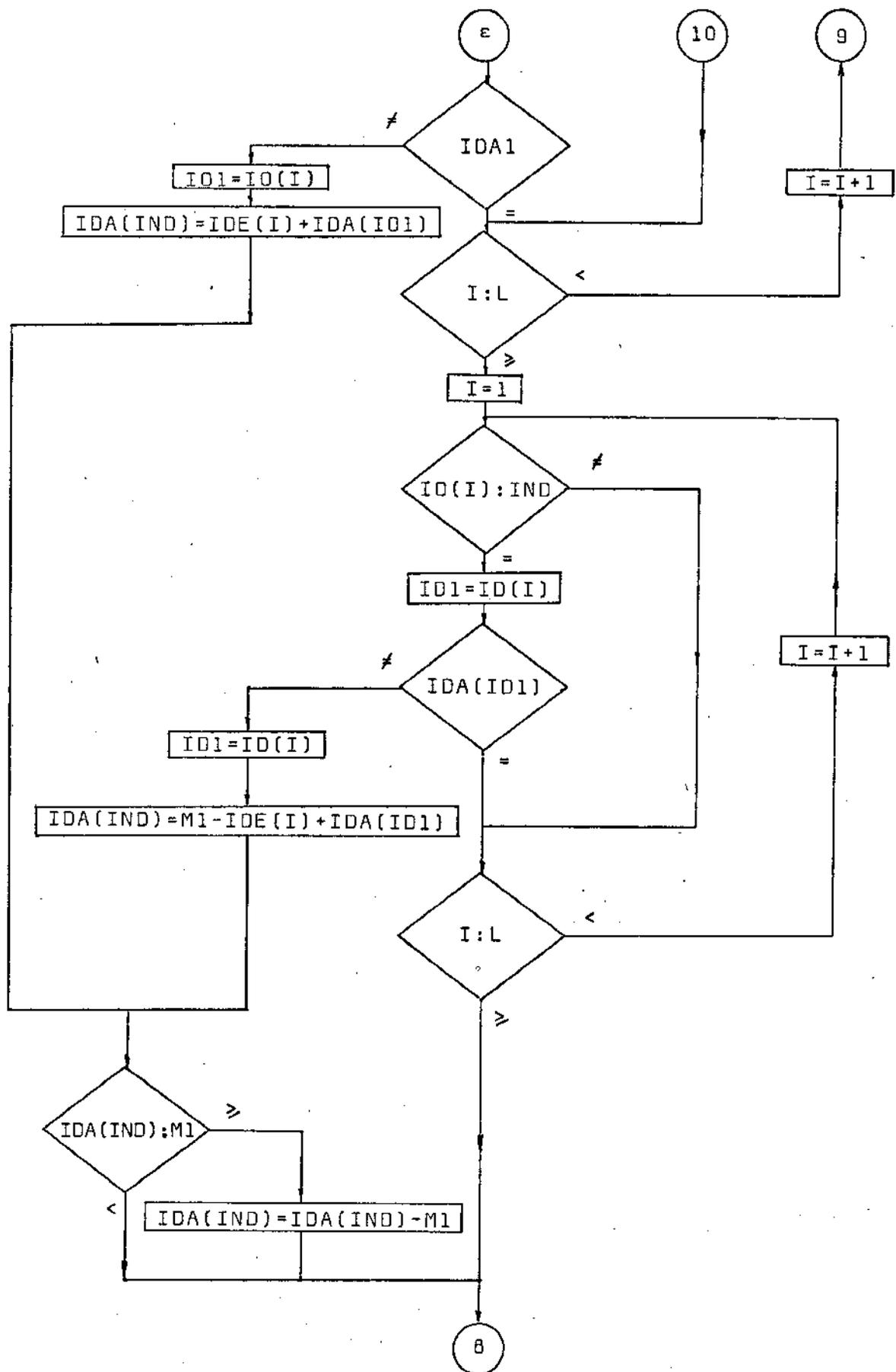


Figura 26 : A quarta etapa: cálculo das defasagens absolutas.

De volta à rede exemplo, cuja configuração após a regeneração das reduções pode ser vista na figura 24, adote-se como cruzamento referência o de nº 1. (IOR=1).

Dessa maneira já no passo 2 serão obtidas três defasagens absolutas (IDA).

- IDA(2) = 18
- IDA(3) = 38
- IDA(5) = 8

Basta que se observe os valores registrados na tabela 2 onde já se encontravam calculadas as defasagens relativas daqueles cruzamentos (2, 3 e 5) com a interseção referência (1).

A única defasagem absoluta restante (IDA(4)) é obtida via IDA(3), Assim

$$IDA(4) = IDA(3) + IDE(3 \rightarrow 4) = 28$$

(vide figura 25)

Ter-se-ia então:

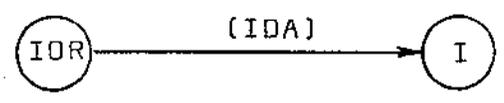
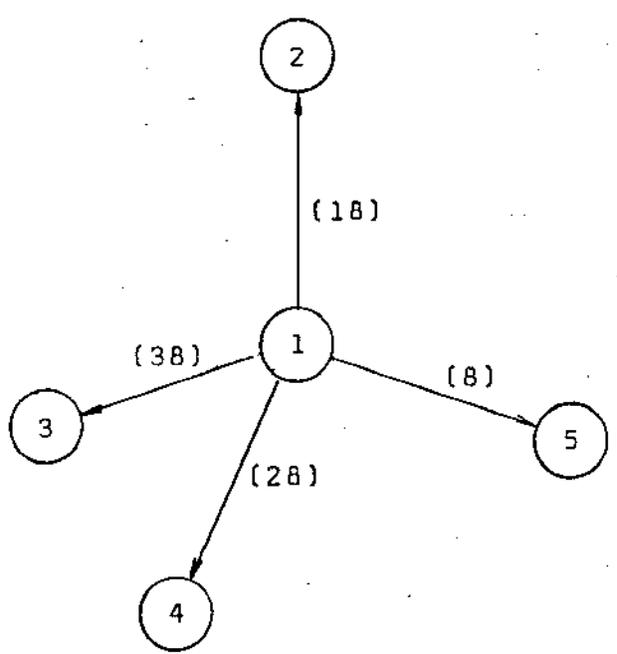


Figura 27 : Defasagens absolutas.

#### II.5.3.5 - Redes não redutíveis

Conforme discutido em [1], o método de otimização de que se vale o modelo COSE I exige, para sua aplicação, redes de topologia adequada. Naquele estudo mostrou-se qual o comportamento a ser adotado pelo usuário frente à necessidade de se otimizar redes de estrutura arbitrária.

O algoritmo aqui apresentado foi provido de uma mensagem que alerta o operador da presença de uma rede com características de irredutibilidade.

O diagrama que descreve o raciocínio desenvolvido encontra-se na própria figura 15 . e obedece a seguinte sequência:

Verifica se houve ou não redução (paralela ou série) através da chave KK1.

Caso não tenha ocorrido qualquer redução verifica o número de ramos ainda presentes na rede. Se houver mais de um ramo o programa é interrompido imediatamente, fornecendo-se ao usuário a situação da rede através da impressão de sua matriz de construção (MCR).

## II.6 - LISTA DAS VARIÁVEIS DO PROGRAMA

I	= nó origem.
I1	= variável temporária: origem de N1.
I2	= variável temporária: origem de N2.
IC1	= vide II.2 .
IC2	= vide II.2 .
ICA	= variável temporária (vide II.2).
ICB	= variável temporária (vide II.2).
ICC(I)	= cruzamento de chegada do ramo I.
ICM	= ciclo mínimo de cada cruzamento.
ICO	= ciclo ótimo para a rede.
ICS(I)	= cruzamento de saída do ramo I.
ID(L)	= nó destino (linha L: tabela 2).
IDA(I)	= defasagem absoluta.
IDE(L)	= defasagem entre cruzamentos da linha L e da tabela 2.
IFC(I)	= fase de chegada do ramo I.
IFS(I)	= fase de saída do ramo I.
IKM	= variável temporária: vide 3a. etapa.
IKN	= variável temporária: vide 3a. etapa.
IND	= cruzamento sem vínculo com a referência (vide fig.26).
IO(L)	= nó origem (linha L: tabela 2).
IOR	= referência das defasagens absolutas.
IRRE	= chave que identifica rede irreduzível.
IROT(I)	= vide II.4 .
IX(NRED)	= registra se houve inversão de ramo.
J	= nó destino.
J1	= variável temporária: destino de N1.

J2 = variável temporária: destino de N2.  
 K1 = nó origem do ramo equivalente da redução série.  
 K2 = nó destino do ramo equivalente da redução série.  
 KK = contador de reduções séries.  
 KK1 = registro de ocorrência de uma redução qualquer.  
 L = número da linha da Tabela de restituição das Defasagens Relativas.  
 LTP(I) = tempo perdido total no cruzamento I.  
 MCR(I,J) = determina o ramo interligando I → J.  
 N1 = primeiro ramo encontrado para determinada redução.  
 N2 = segundo ramo encontrado para determinada redução.  
 NC = número total de cruzamentos sinalizados.  
 NR = chave utilizada na localização duma redução série.  
 NRI = número de ramos intermediários.  
 NRT = número total de ramos.  
 NRED = contador de reduções séries ou paralelas.  
 ND(NRED) = nó destino na redução NRED.  
 NI(NRED) = nó intermediário na redução NRED.  
 NO(NRED) = nó origem na redução NRED:  
 P(J,I) = percentagem de conversões do ramo J para I .  
 Q(I) = fluxo real no ramo I.  
 QM(I) = fluxo máximo no ramo I.  
 QR(I) = vide II.4 .  
 QV(I) = vide II.4 .  
 T(I) = tempo de percurso no ramo I .  
 VER(ICC1) = verde da fase 1 (referência) do cruzamento de chegada do ramo  
 YM(I,1) = grau de ocupação do ramo I, fase 1.  
 YM(I,2) = grau de ocupação do ramo I, fase 2.  
 YT = grau de ocupação total no cruzamento.

CAPÍTULO III

III. IMPLEMENTAÇÃO DO MODELO COSE II

III.1 - Introdução

Para que o modelo COSE II entre em operação, além dos dados específicos descritos em [2], é indispensável o fornecimento:

Do fluxo real dos ramos intermediários.

Do tempo de ciclo de cada cruzamento.

Do tempo de verde inicial, máximo e mínimo de cada cruzamento.

Do fator que defina, para cada cruzamento, o uso do tempo integral do ciclo C ou do seu submúltiplo C/2

De variáveis transformadas em unidades de tempo do programa.

O programa a ser descrito suprirá o usuário de todos estes requisitos. Os dados necessários para sua inicialização são os seguintes:

- DECD(I) = defasagem no cruzamento I em segundos.
- MM = números de ramos da rede.
- IM = número de cruzamentos da rede.
- K1(M) = se é ramo de entrada (K1=0) ou intermediário (K1≠0).
- VA(M) = fluxo real em veic./hora no ramo M (ramo de entrada)
- QM(M) = fluxo máximo em veic./hora no ramo M (ramos de entrada e intermediário).
- Il(M) = cruzamento onde chega o ramo M

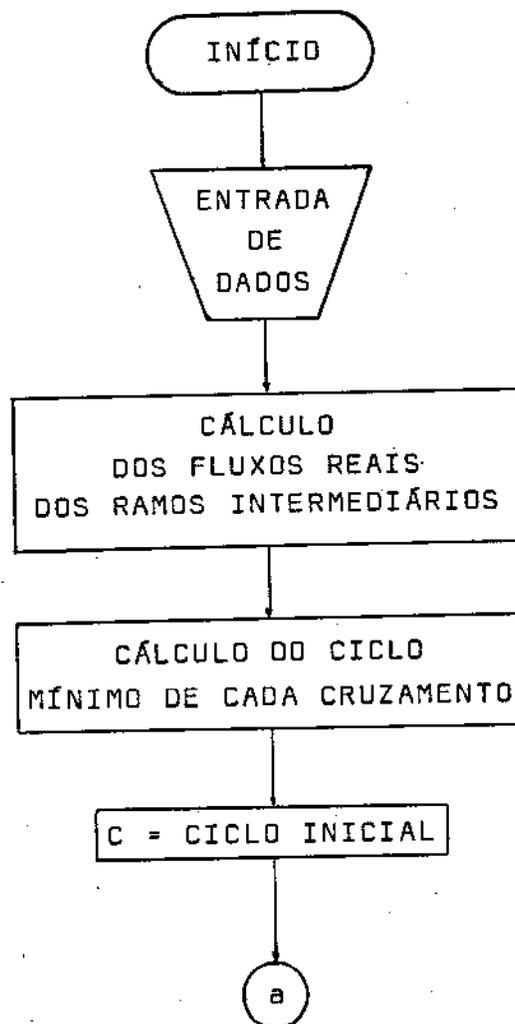
- J1(M) = fase em que chega o ramo M.
- P(I,M) = percentagem de conversão do ramo I ao ramo M.
- RID(I,1) = tempo de vermelho integral no cruzamento I, fase 1, em segundos.
- RID(I,2) = tempo de vermelho integral no cruzamento I, fase 2, em segundos.
- KSA(I) = tempo perdido na saída, cruzamento I, em segundos.
- KCH(I) = tempo perdido na chegada, cruzamento I, em segundos.
- T(M) = tempo de percurso no ramo M, em segundos.

Tão logo o operador dê entrada aos dados acima, será função do programa aqui desenvolvido efetuar as seguintes operações:

- a) calcular, a partir dos fluxos reais fornecidos - em cada uma das entradas da rede e das percentagens de conversão, os fluxos reais dos ramos intermediários da rede.
- b) adotar, através de um critério que será detalhadamente discutido, um ciclo (C) ou seu submúltiplo (C/2) , para cada cruzamento.
- c) fazer o cálculo do tempo de verde com que se iniciará o algoritmo do modelo COSE II , bem como de seus valores extremos (máximo e mínimo).
- d) uma vez que o modelo COSE II opera com valores discretos no tempo, todas as variáveis que atuem nesta unidade, serão devidamente transformadas em unidades de tempo do programa, expressas pela razão C/50 .
- e) com o intuito de fornecer o tempo de ciclo, seja

ele comum ou compartilhado com seu submúltiplo , que melhor se adapte à rede em foco, o programa suprirá o usuário de uma série de políticas de ciclos, abrindo-lhe a possibilidade de optar por uma delas, valendo-se dos atrasos decorrentes de cada situação.

Enfim, um diagrama de bloco alusivo às implementações citadas e que foram anexadas ao estudo original do modelo COSE II seria:



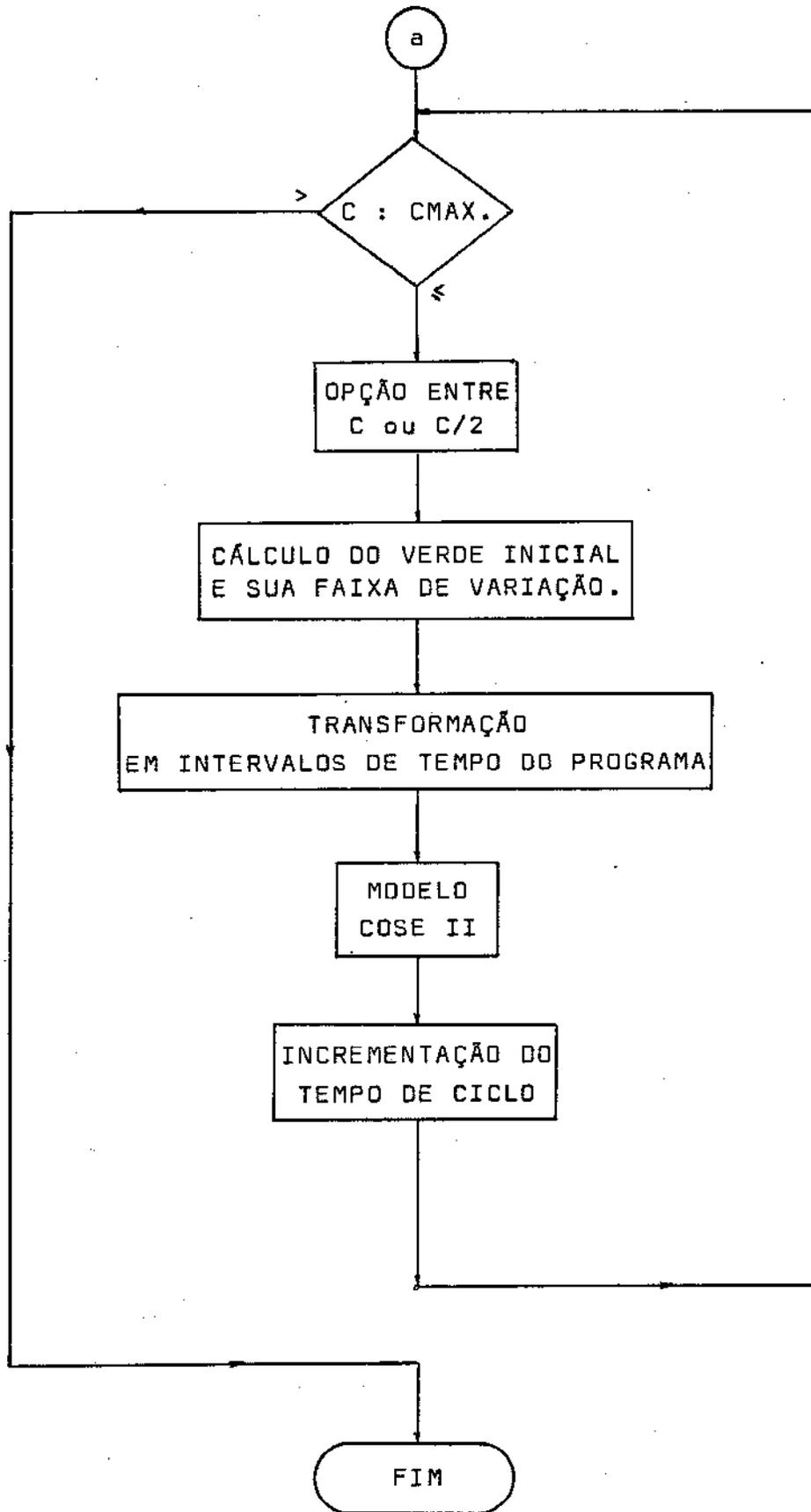


Figura 1 : As implementações.

III.2 - Cálculo do fluxo real dos ramos intermediários

Trata-se da parte do programa de automatização do COSE II que visa eliminar a necessidade de se fornecer, como dados de entrada, os fluxos reais dos ramos intermediários. Doravante apenas de posse dos fluxos reais dos ramos de entrada e das porcentagens de conversão em cada cruzamento se estará munido daqueles valores de fluxos VA(M), onde M = ramo intermediário.

A fig.2 mostra um ramo intermediário M cujo fluxo é facilmente determinado, uma vez que se tenha os fluxos dos ramos de entrada e as porcentagens de conversão.

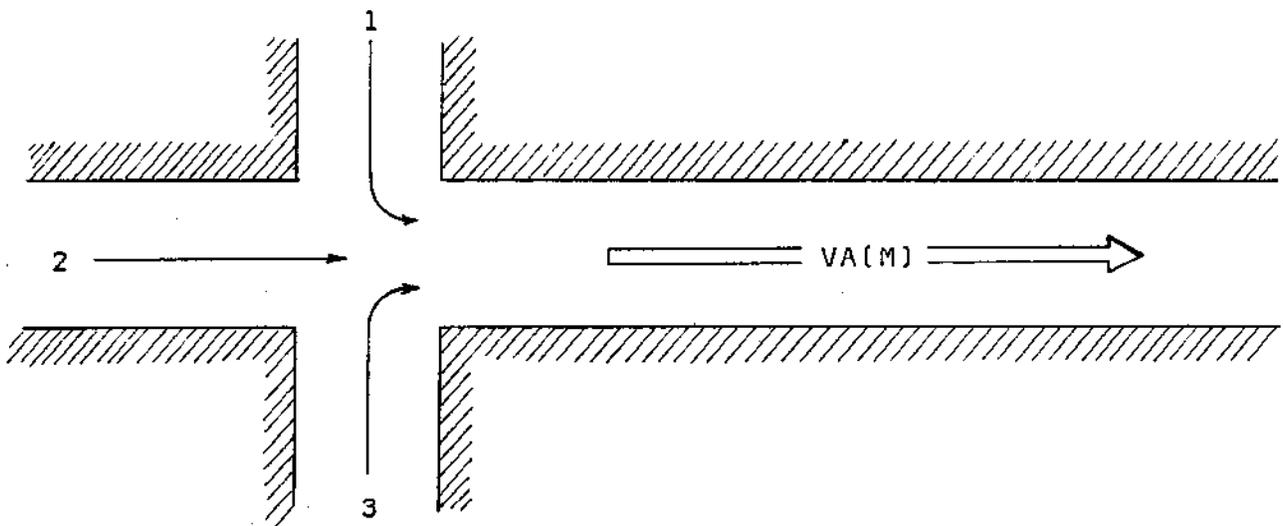


Figura 2 : Cálculo dos fluxos intermediários.

A expressão de VA(M) no exemplo acima, seria então:

$$VA(M) = \sum_{I=1}^3 P(I,M) \cdot VA(I) \quad (1)$$

onde cada uma das parcelas forneceria o fluxo gerador de VA(M) oriundo de cada um dos ramos que desembocam em M.

Em detalhe, o diagrama de bloco utilizado é o seguinte:

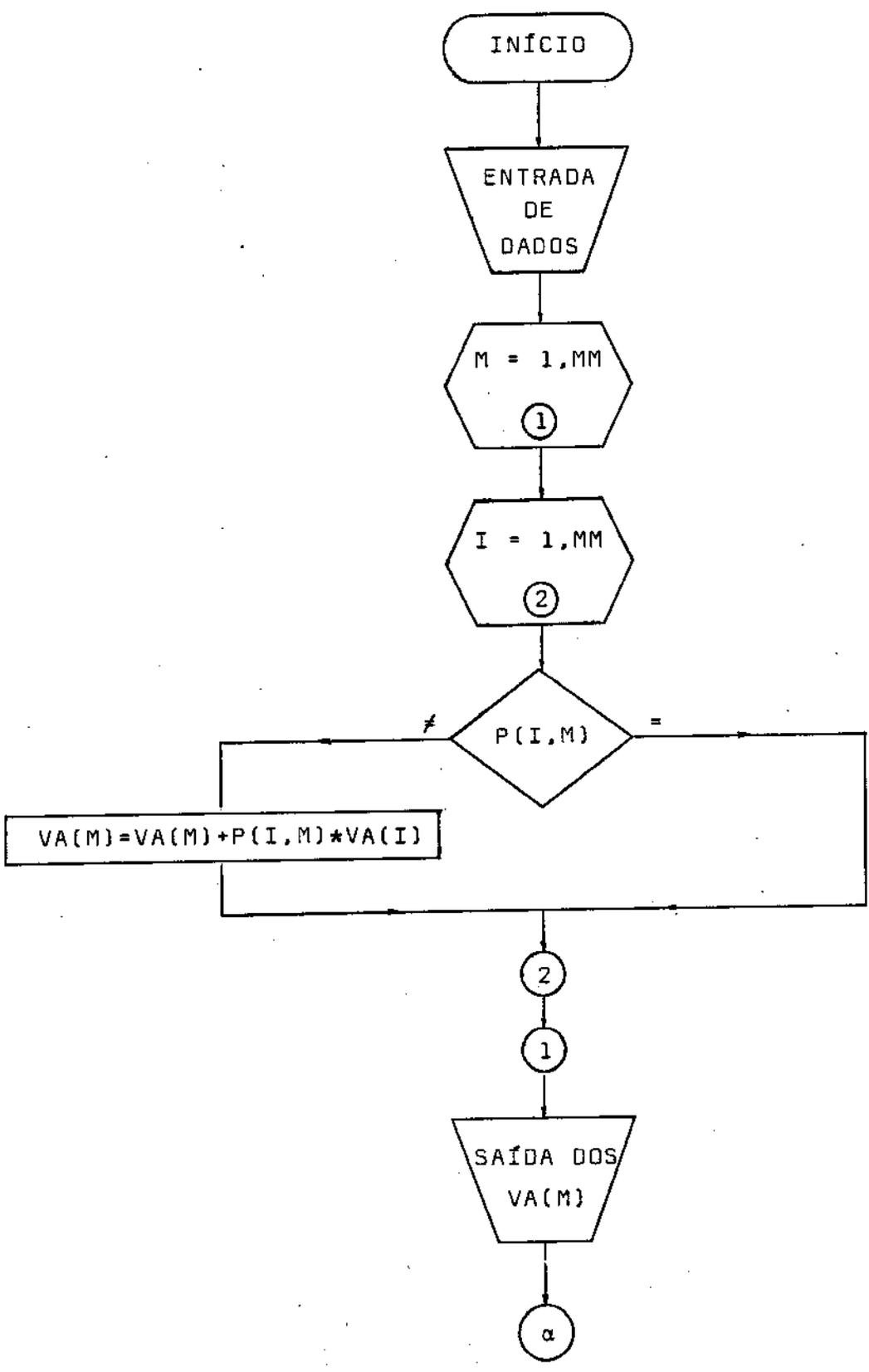


Figura 3 : Diagrama de cálculo dos fluxos intermediários.

III.3 - Cálculo do tempo de ciclo mínimo de cada cruzamento

A fim de que se esteja em condições de se fazer uma opção de tempo de ciclo, adequado para cada cruzamento, é indispensável que se calcule previamente qual o mínimo tempo de ciclo admissível, dado os graus de ocupação a que estão submetidas as aproximações daquele cruzamento.

As discussões em torno deste cálculo podem ser observadas em |3| e |4|.

Como se recorda, o grau de ocupação (Y) a ser adotado, em cada fase, é o máximo dentre os graus de ocupação das aproximações sujeitos à mesma fase. Assim, para a fase ① tem-se:

$$Y_1 = \max \{Y_{11}, Y_{12}, \dots, Y_{1N}\}$$
 onde N seria o número de aproximação sob a mesma fase. Idem (Y<sub>2</sub>) para a fase ②.

Obs.: Conceito de fase: |4|

A fig.4 apresenta a linha de raciocínio adotada.

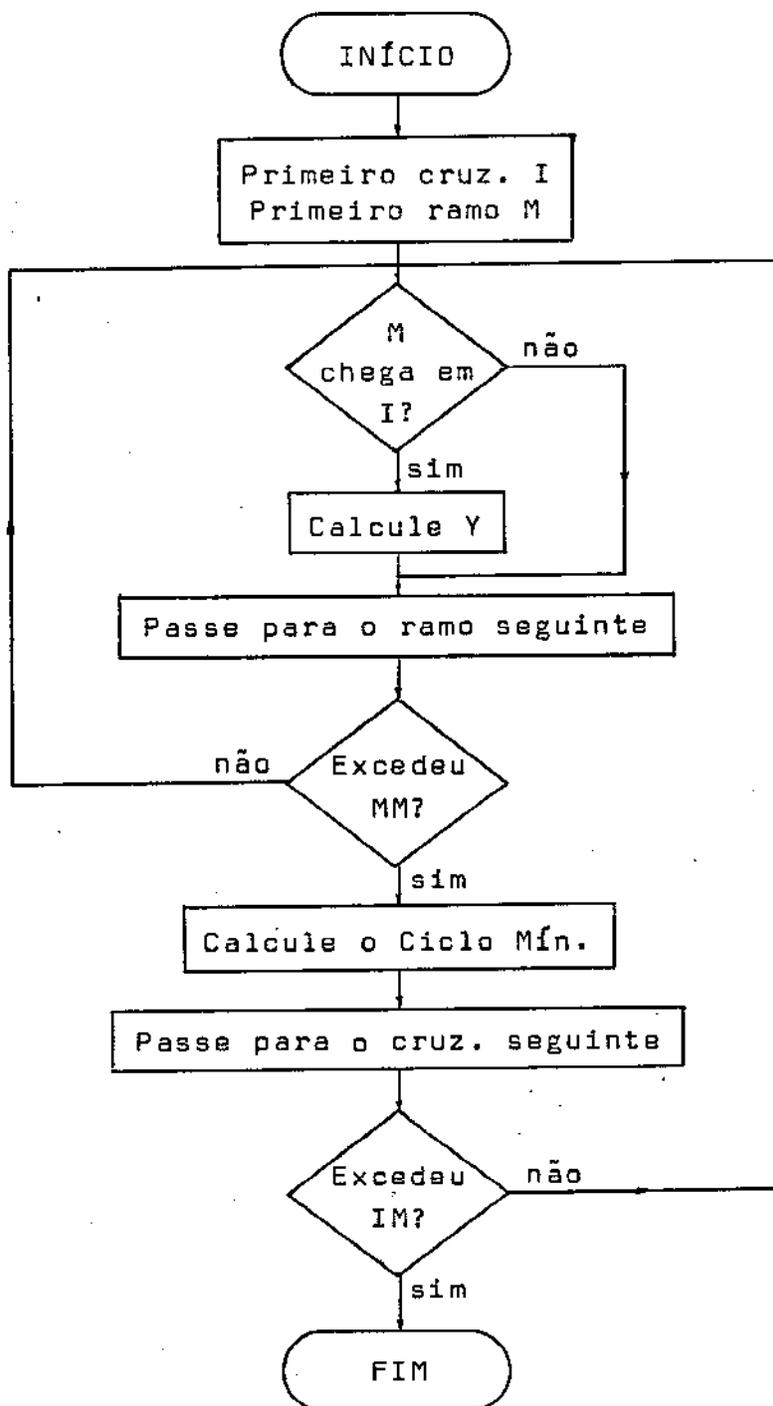


Figura 4 : Cálculo do ciclo mínimo.

Um diagrama de blocos em detalhe (dando seqüência à fig.3) da programação do raciocínio acima, seria:

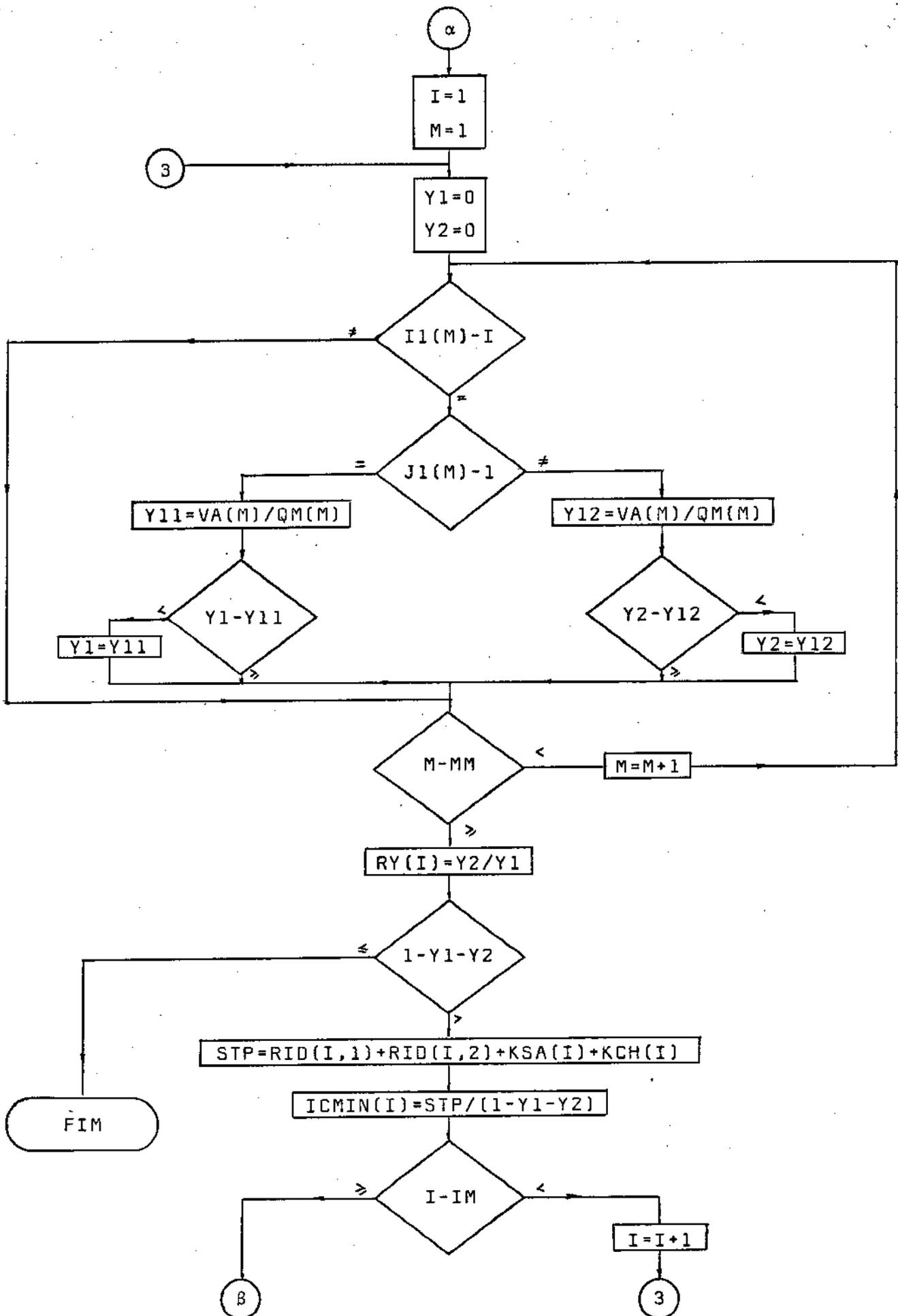


Figura 5 : Cálculo do ciclo mínimo.

O significado das variáveis desta parte do programa poderá ser encontrado no fim do capítulo.

Cabe ainda observar que a razão  $RY(I)$  calculada a esta altura, será de utilidade quando se tratardos cálculos dos tempos de verde - ítem III.5 .

III.4 - A opção entre C ou C/2

III.4.1 - O ciclo ótimo no modelo COSE II

Age-se agora de forma diferente do que foi apresentado em |4|, onde estudou-se o cálculo do atraso numa intersecção isolada, com veículos chegando ao farol a intervalos constantes e deixando-o também de maneira uniforme. Levou-se então em consideração na equação do atraso total no cruzamento, além de usar um termo indicando o atraso uniforme, outro que buscou adequá-la melhor ao caso real. Este termo foi denominado atraso aleatório e ponderado como abaixo:

$$a_A = b \cdot \frac{x^2}{1-x} \quad \text{onde} \quad b = \frac{1}{2}$$

Já o simulador do COSE II vai abordar o problema considerando uma junção que é parte de uma determinada rede. Levará em conta interações entre ramos destas junções e considerará a dispersão dos veículos ao longo do ramo, só então calculando os atrasos.

Estudos feitos |5| para este modelo decidiram a adoção de um fator de ponderação para o atraso aleatório diferente daquele sugerido em |4|, passando a ter-se:

$$a_A = b \cdot \frac{x^2}{1-x} \quad \text{com} \quad b = \frac{1}{4}$$

Maiores detalhes a respeito deste novo fator b são vistos em |2|.

O atraso médio total passa a apresentar-se na forma:

$$a_T = \sum_{i=1}^n a_i = \sum_{i=1}^n \frac{q_i \cdot C \cdot (1-\lambda_i)^2}{(1-\lambda_i x_i)} + \frac{1}{4} \frac{x_i^2}{(1-x_i)}$$

Haverá então uma modificação nas curvas de

$$a_T = g(C, \lambda_1/\lambda_2) \quad \text{com} \quad \lambda_1/\lambda_2 \quad \text{dado.}$$

Abaixo pode se observar a diferença entre as curvas obtidas em |4| com  $b = 1/2$  e as novas curvas com  $b = 1/4$ .

Atraso |veic.s/s|

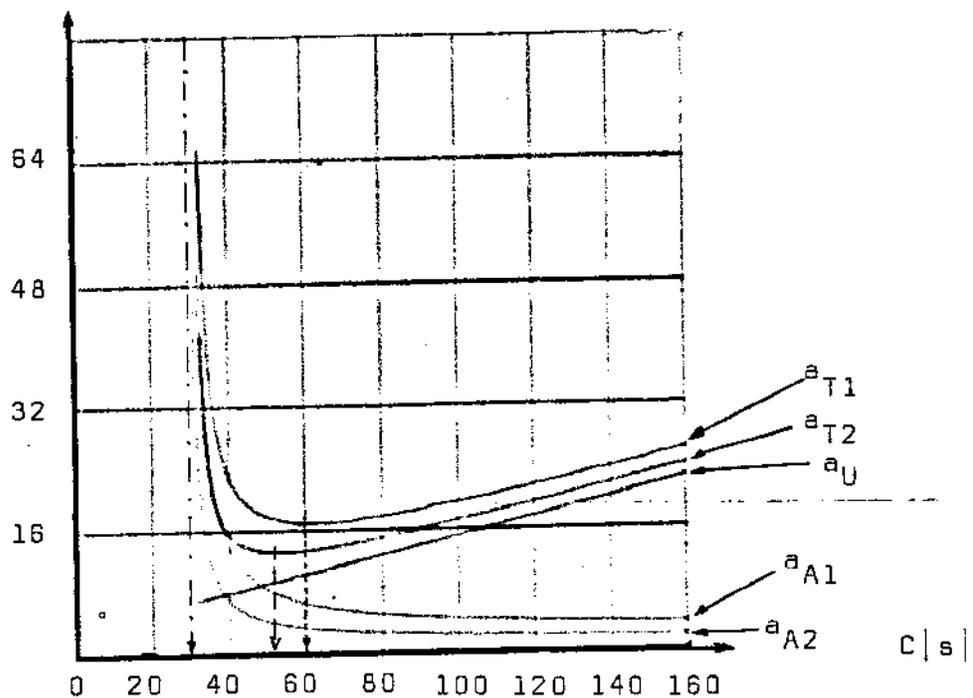


Figura 6 : Variação de atraso com o ciclo.

Nas figuras 6 , 7 e 8 tem-se:

- $a_{T1}$  ,  $a_{T2}$  : atrasos totais para  $b=1/2$  e  $1/4$  respectivamente.
- $a_U$  : atraso uniforme
- $a_{A1}$  ,  $a_{A2}$  : atraso aleatórios para  $b=1/2$  e  $1/4$  respectivamente.
- > : apontando valor do ciclo mínimo.
- .....> : apontando valor ótimo para  $a_{T2}$
- .....> : apontando valor ótimo para  $a_{T1}$

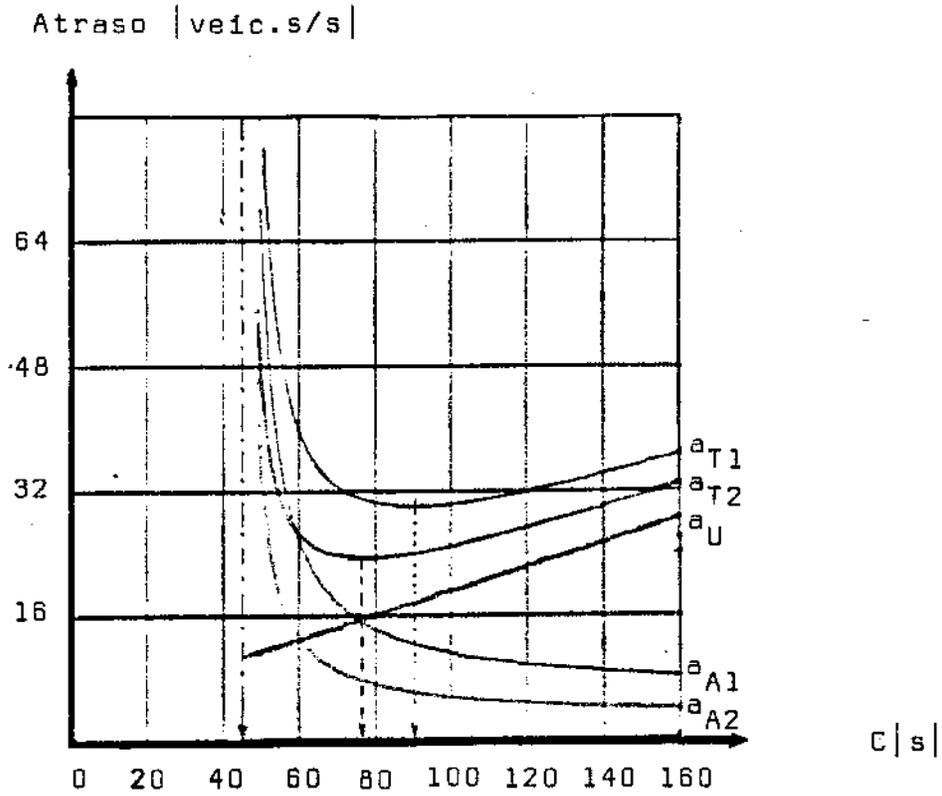


Figura 7 : Variação de atraso com o ciclo.

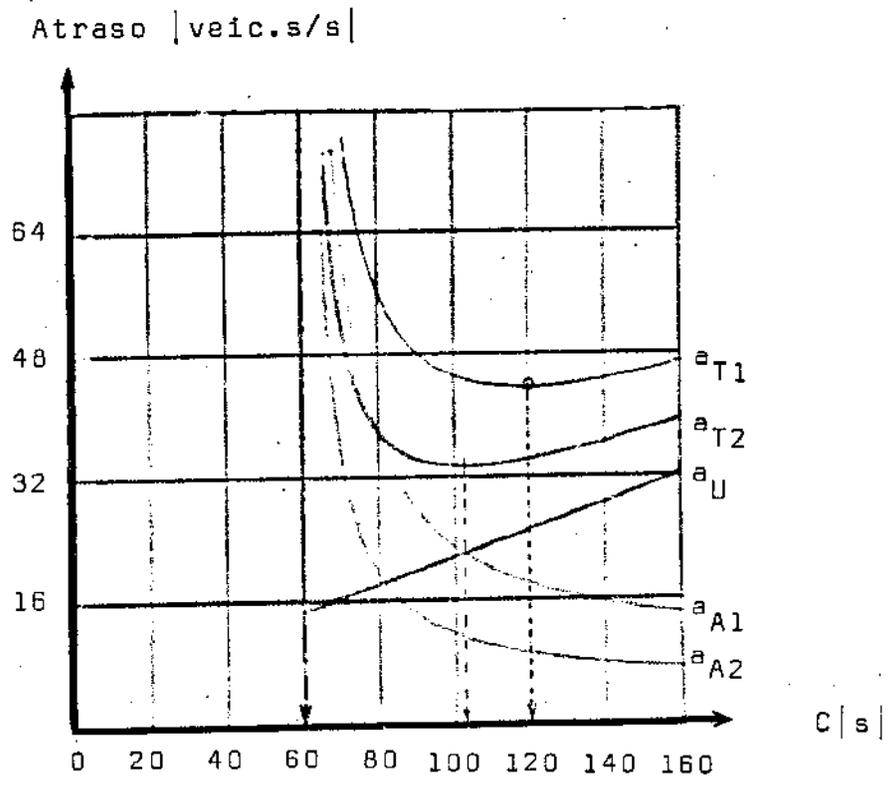


Figura 8 : Variação de atraso com o ciclo.

A nova relação entre  $C_{\min}$  e  $C_o$  obtida em todos os novos casos é:

$$C_o = 1,7 C_{\min} = 1,7 \frac{L}{1-Y_T}$$

Para variações no atraso mínimo da ordem de 10% o ciclo varia dentro da seguinte faixa:

$$1,3 C_{\min} \leq C_o \leq 2,5 C_{\min}$$

Faça-se uma variação de  $\Delta C$  acima do ponto  $2,5 C_{\min}$  provocando um  $\Delta a_1$ . A mesma variação de  $\Delta C$  abaixo de  $1,3 C_{\min}$  provoca  $\Delta a_2$ . Da própria figura depreende-se que  $\Delta a_2 \gg \Delta a_1$ , donde deve-se ter muito mais cuidado em respeitar a restrição dada por  $1,3 C_{\min}$  que a de  $2,5 C_{\min}$ .

#### III.4.2 - O critério de escolha do ciclo fixo

Todas as relações teóricas utilizadas nesta parte do trabalho (III.4) encontram-se fundamentadas em [4]. Lá observou-se que o atraso total num cruzamento é função do ciclo e da relação das percentagens de verde

$$a_T = g(C, \lambda_1/\lambda_2)$$

Viu-se que para uma situação de atraso mínimo:

$$\frac{\lambda_1}{\lambda_2} = \frac{Y_1}{Y_2}$$

Como se supõem conhecidos para cada cruzamento os valores de  $Y_1$  e  $Y_2$ , a relação  $\lambda_1/\lambda_2$  é também conhecida e  $a_T$  fica apenas como função do Ciclo.

Considerando uma rede urbana com várias intersecções sinalizadas, com diferentes fluxos nas suas aproximações, cada uma apresentará um ciclo ótimo específico, obtido através da expressão

deduzida empiricamente em III.4.1

$$C_o = 1,7 C_{min} = 1,7 \frac{L}{1-Y_T}$$

Uma vez que o modelo COSE II funciona a ciclo fixo e comum a todos os cruzamentos, tem-se que optar por um ciclo ótimo comum. Para tal, vale-se do fato de que dentro de uma faixa de variação do ciclo igual a

$$1,3 C_{min} \leq C \leq 2,5 C_{min}$$

o atraso não acusa variações superiores a 10% daquele correspondente ao dado pelo ciclo ótimo.

Seja por exemplo uma rede de 5 cruzamentos cujos ciclos mínimos e faixas permissíveis de variação estão indicadas na figura abaixo:

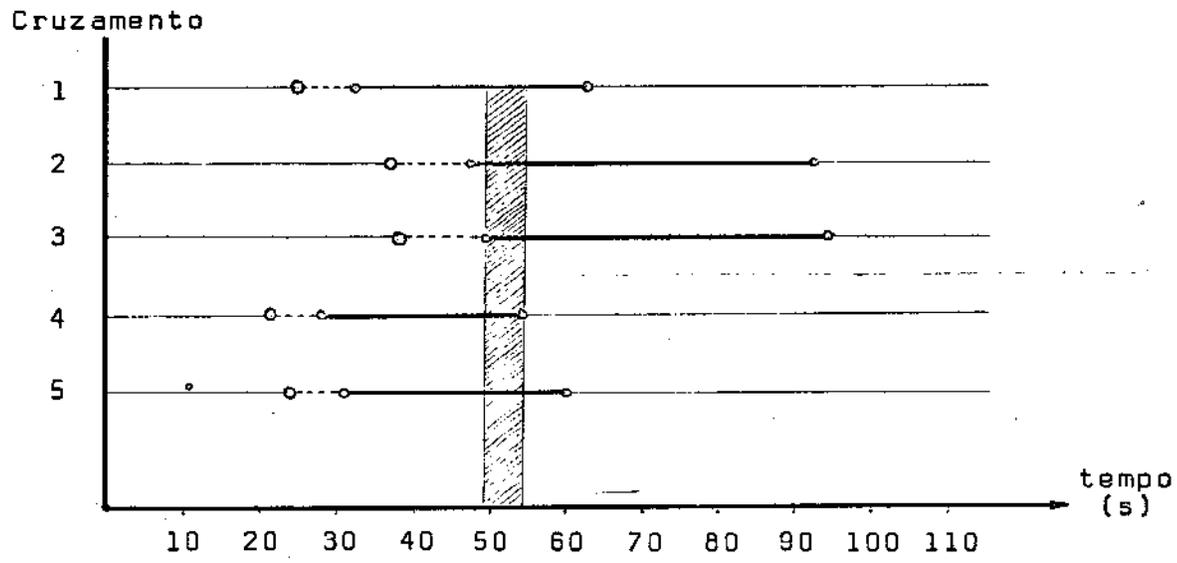


Figura 9 : Escolha do ciclo comum.

onde para cada cruzamento i fêz-se



Da figura 9 depreende-se que, dadas as faixas de variação toleráveis de cada um dos ciclos, ao se pretender adotar um único a toda rede, será dentro da região hachuriada, representando um conjunto de valores comuns, que se encontrará o mais adequado.

Deve-se tomar cuidado quando da ocorrência de um cruzamento muito mais carregado que os outros, pois seu ciclo mínimo poderá superar o valor máximo das faixas de variação de alguns dos demais, forçando a adoção de um critério diferente do anterior.

Ter-se-á que considerar mais um aspecto da variação do atraso com o ciclo: um  $\Delta C$  abaixo de  $1,3 C_{min}$  provoca uma variação muito maior que aquela observada quando tem-se  $\Delta C$  acima de  $2,5 C_{min}$  (vide figuras 6, 7 e 8).

Assim sendo prefere-se adotar um ciclo comum maior que o máximo das faixas de variação mas nunca menor que o mínimo de uma delas. Num caso como abaixo:

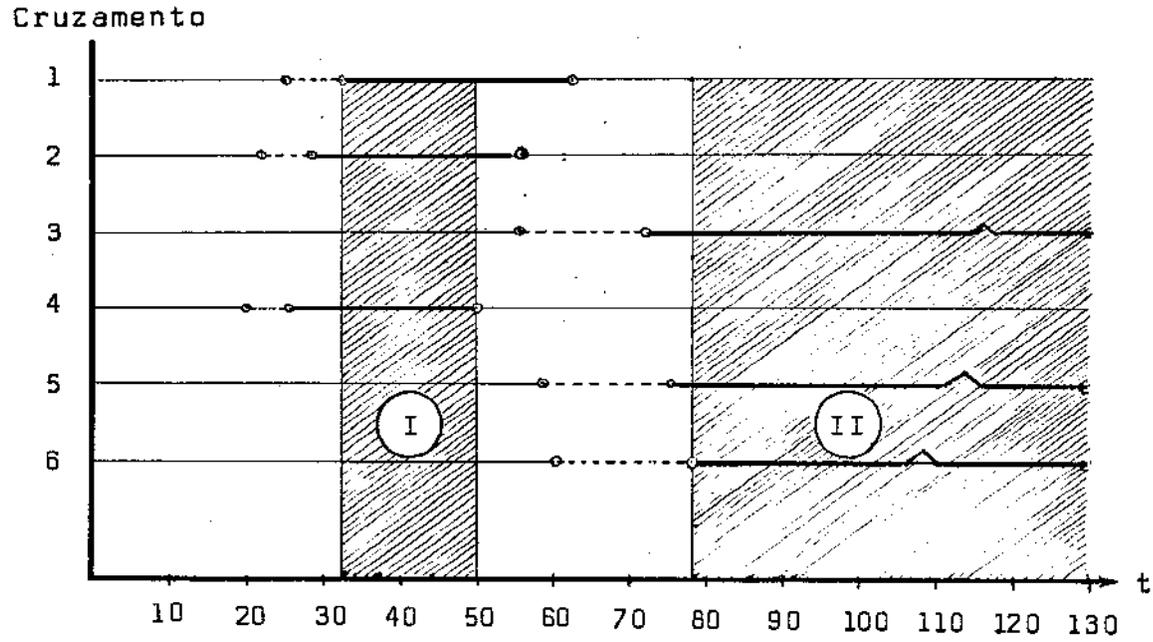


Figura 10 : Escolha do ciclo comum.

o ciclo comum escolhido seria de, no mínimo, 78s (na prática, 80s.)

### III.4.3 - O critério de escolha de C ou C/2

Nos casos observados na prática redes com muitos cruzamentos podem apresentar dois conjuntos nitidamente distintos de valores de ciclos comuns. No exemplo ilustrado na fig.10 pelo critério até aqui exposto ter-se-ia que desprezar por completo a região (I) em prol da condição de não se optar por um ciclo que escape pela esquerda do intervalo ótimo de variação. Salta à vista a necessidade de se trabalhar então com ciclos múltiplos. Na situação exposta os cruzamentos 1, 2 e 4 trabalhariam com 40s de ciclo enquanto que as intersecções 3, 5 e 6 operariam com 80s, por exemplo.

De posse de problemas deste tipo, arregimentaram-se esforços no sentido de prover o modelo COSE II de um algoritmo que permitisse ao programa determinar qual o tempo de ciclo mais adequado a cada um dos cruzamentos da rede.

Observações realizadas sobre o comportamento do motorista numa intersecção sinalizada e do veículo que utiliza, fortaleceram a necessidade de que se adotassem dois valores limites para os tempos de ciclo. Um inferior, da ordem de 40s, foi escolhido apoiando-se no fato de que ciclos com marcas menores só seriam cabíveis em cruzamentos tão pouco carregados que acarretaria talvez até mesmo um debate da real necessidade dum semáforo em tal intersecção. Junte-se o fato de que considerando-se um tempo pedido total em cada cruzamento da ordem de 10s por ciclo, pouco restaria para a repartição dos verdes.

Um limitante superior de 120s foi eleito baseando-se na impaciência que as longas esperas causam aos motoristas.

Quanto ao motivo de ter-se optado pela possibilidade de se prover o cruzamento com C ou C/2 somente, deixando de lado os demais múltiplos, reside no fato de que a faixa plausível de se operar com ciclos (40 a 120s) tornaria inútil os demais valores.

Em linhas gerais, o programa busca o máximo dos ciclos mínimos através de uma pesquisa cruzamento por cruzamento. Ato contínuo aplica uma margem de segurança da ordem de 20%, por motivos

já discutidos, sobre o valor encontrado, e faz a escolha da política de ciclo a ser utilizada em cada uma das intersecções: se ciclo C ou C/2.

As figuras seguintes ilustram não só globalmente como em detalhes os passos seguidos. Vide significado das variáveis no fim do capítulo.

O diagrama de blocos condensado para a escolha dos tempos de ciclos seria:

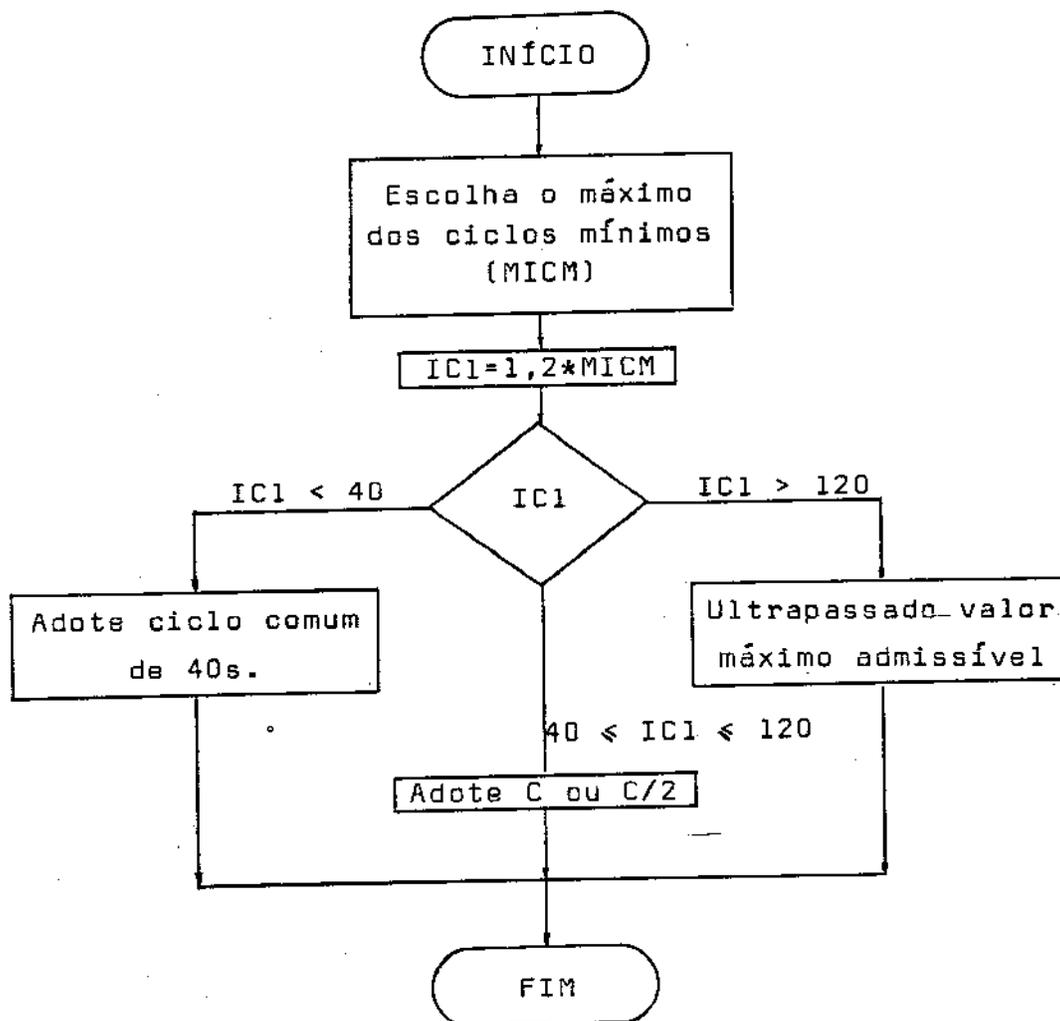
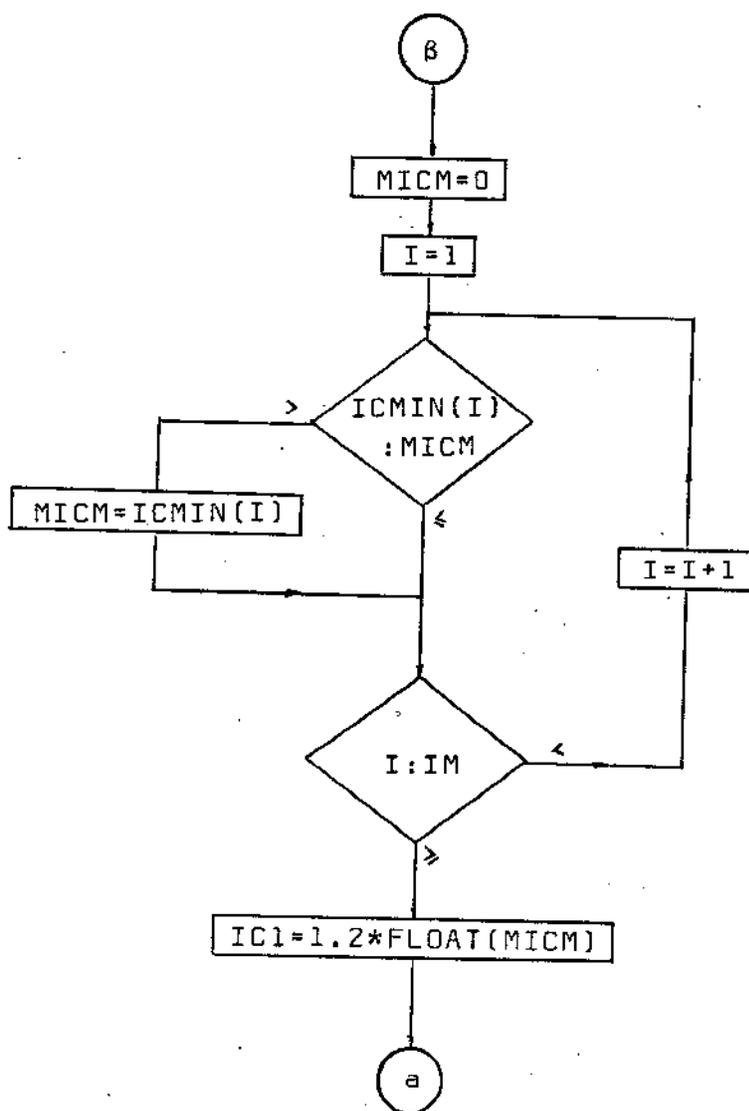


Figura 11 : Escolha dos tempos de ciclo.

Observe-se que caso ocorra a ultrapassagem do valor máximo admissível para o tempo de ciclo, caberá um reestudo da área de tráfego em otimização. Os cruzamentos mais carregados talvez tenham suas aproximações modificadas: proibição de estacionamento, desvio de veículos comerciais, mudanças de pontos de ônibus locais, eliminação de tempo de travessia de pedestres, etc...

Diagrama de blocos detalhado da opção entre C ou C/2



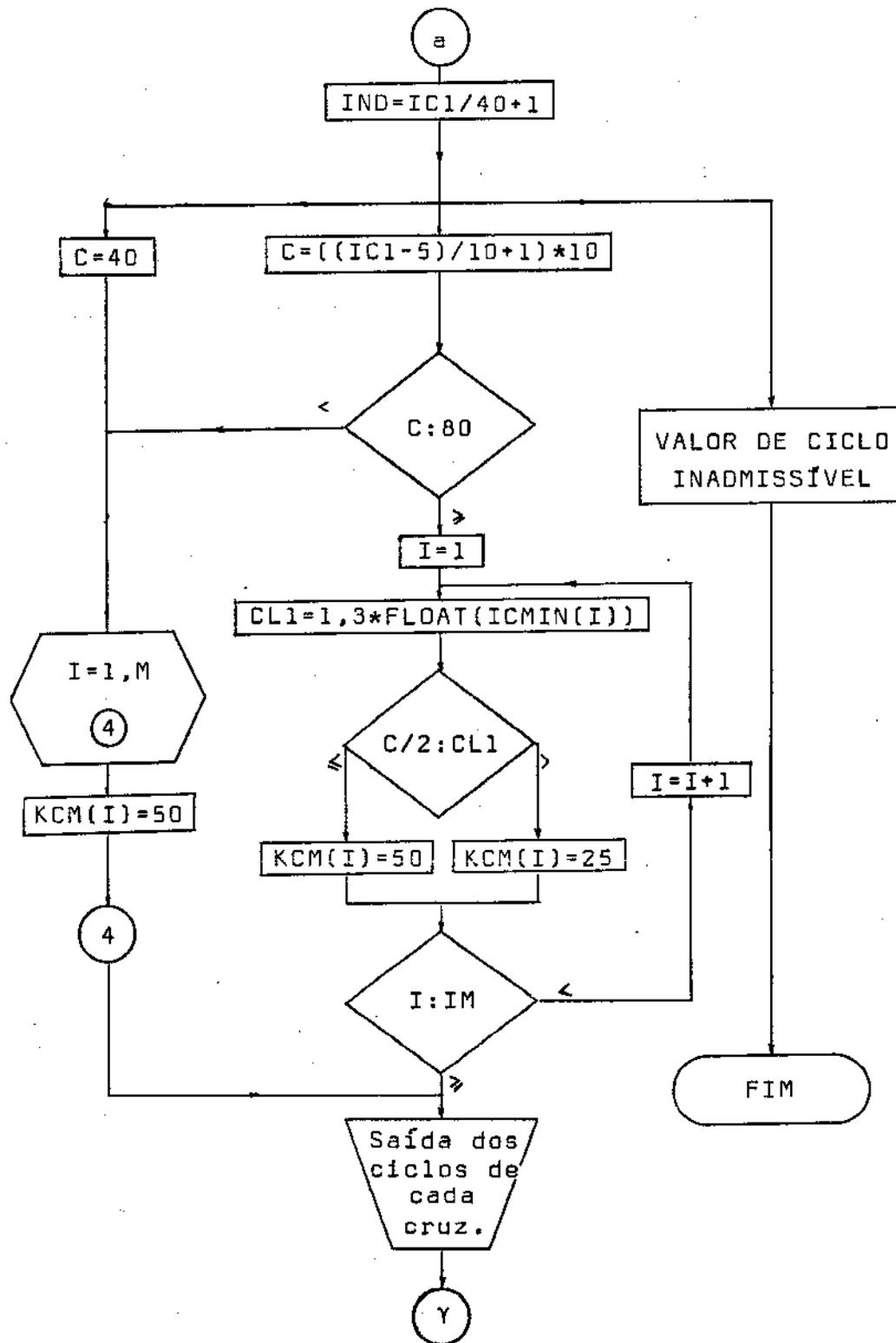


Figura 12 : Escolha do critério de ciclo.

Note-se que o valor de  $C$  está sempre dentro do intervalo  $40 \leq C \leq 120$  e arredondado para a mais próxima dezena. Os limites estabelecidos jamais serão infringidos, mesmo por  $C/2$ .

#### III.4.4 - Alterações internas ao modelo COSE II

A anexação desta implementação requer ainda que se atente para duas partes do algoritmo do modelo COSE II. Uma delas é a que trata da construção da Matriz  $L(I, J, K)$  e a outra do Processo de Otimização.

Recorde-se que a finalidade da Matriz  $L(I, J, K)$  era a de descrever o estado da fase  $J$  do cruzamento  $I$  em cada um dos 50 intervalos  $K$  em que estava subdividido o tempo de ciclo  $(C)$ . Com a introdução da possibilidade do uso de  $C$  ou  $C/2$  a matriz passa a executar uma varredura de:

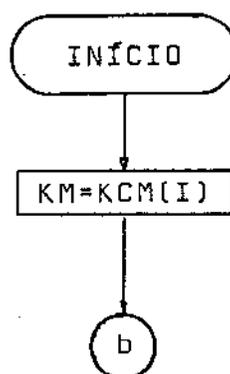
25 intervalos para cruzamento com  $C/2$ .

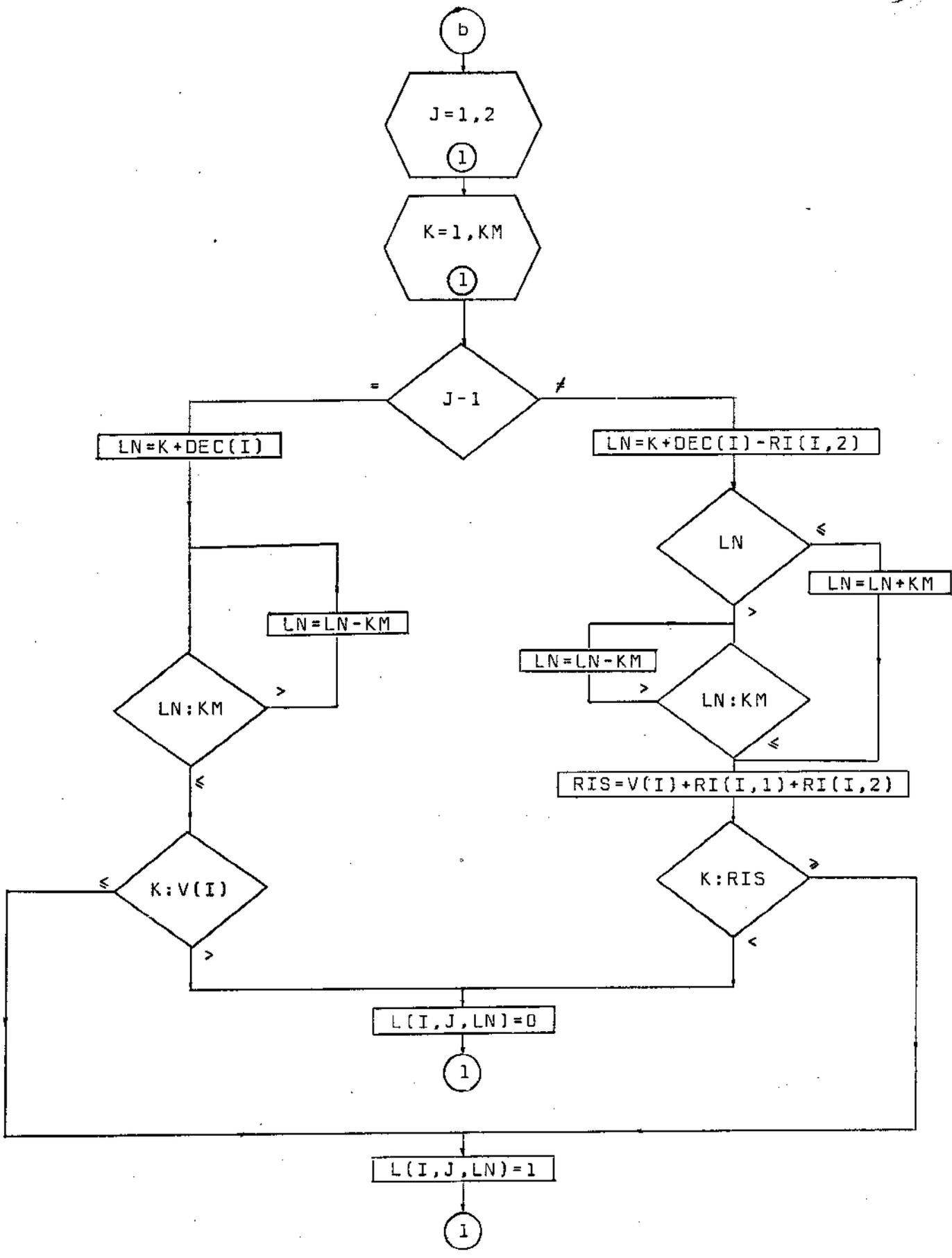
50 intervalos para cruzamento com  $C$ .

Onde ocorrer  $C/2$  a matriz é preenchida até o 25º intervalo fazendo-se a seguir sua duplicação até o 50º .

$L(I, J, K + 25) = L(I, J, K)$  com  $K$  variando  
agora de 1 a 25 .

O algoritmo para a construção da Matriz  $L(I, J, K)$  com a modificação feita pode então ser assim visualizado. — — — — —





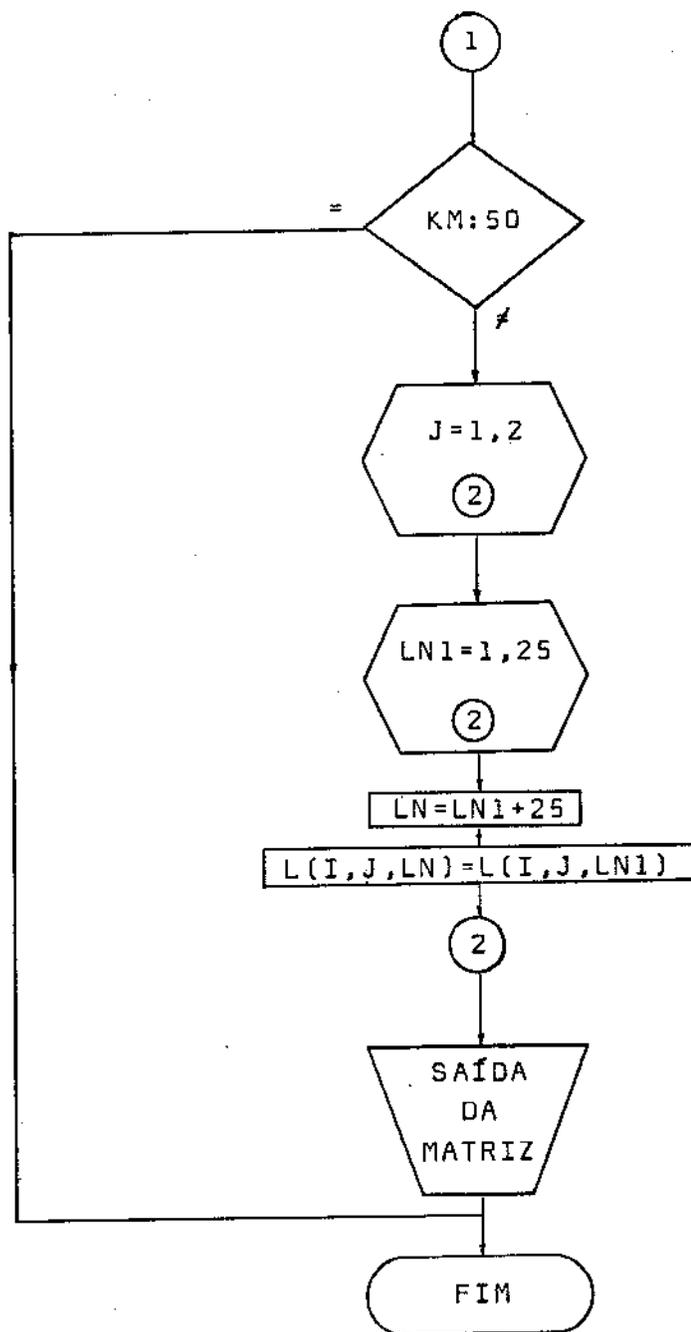


Figura 13 : A matriz  $L(I,J,K)$  para  $C, C/2$ .

No processo de otimização cujo diagrama geral pode ser visto em [2], são feitas alterações nos tamanhos dos passos adotados no método aplicado de busca do ótimo. Para um cruzamento com  $C$ , nada a alterar. Para os que utilizarão  $C/2$  os passos serão de 1, 3 e 10 DT ao invés de 1, 7 e 20.

Na otimização dos verdes nada a modificar uma vez que seus passos de varredura são unitários para ambos os casos de ciclo ( $C$  ou  $C/2$ ). Recorde-se ainda que tanto o verde inicial como sua faixa de variação permissível já foram calculados tendo-se em conta a presença ou não de tempo integral de ciclo em cada cruzamento.

A defasagem cujo valor inicial é um dado de entrada para o programa, deverá sofrer atenção dentro do processo de otimização para que durante a busca via "hill climbing" seu valor não ultrapasse o do ciclo do cruzamento em questão.

A figura seguinte coloca em evidência a parte do diagrama de blocos que sofre alterações. Em linhas tracejadas indicam-se passagens não alteradas. As linhas cheias indicam as modificações introduzidas.

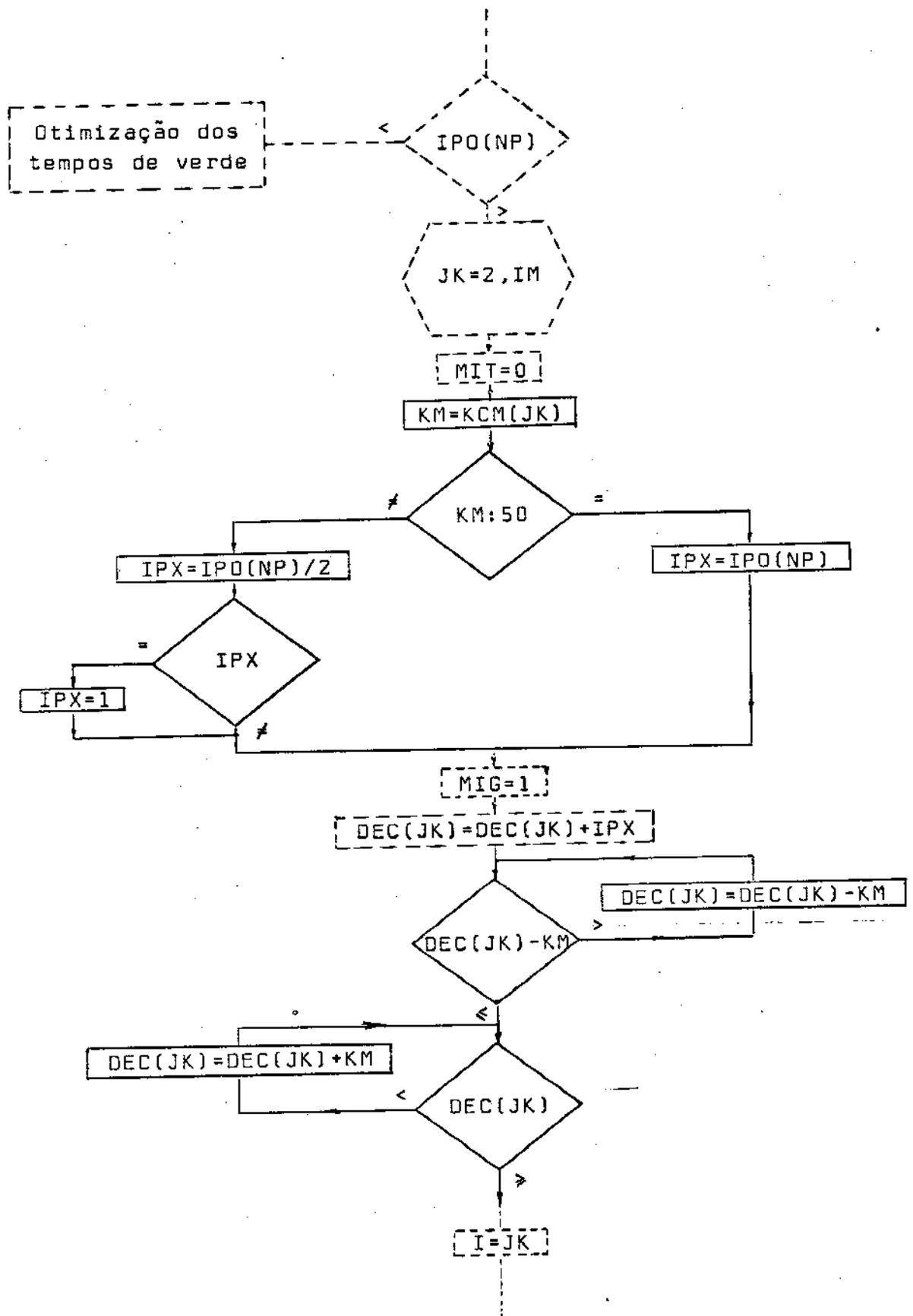


Figura 14 : Alterações no processo de otimização.

37

### III.5 - Cálculo de tempo de verde inicial e de sua faixa de variação

#### III.5.1 - Caso geral

Conhecendo-se o valor do ciclo (C) determinado em (III.4) calculam-se os verdes efetivos através de:

$$V_{e,1} + V_{e,2} = C - L \quad (2)$$

e

$$\frac{V_{e,1}}{V_{e,2}} = \frac{Y_1}{Y_2}$$

obtém-se

$$V_{e,1} = (C - L) / (1 + Y_2/Y_1) \quad (3)$$

procedendo de modo análogo para  $V_{e,2}$ .

Como já foi visto no modelo COSE II, este permite além de variações de defasagens, variações de verdes para que se encontre a regulação ideal dos faróis de modo a minimizar o atraso da rede.

Ampliando-se o verde da fase ① até tomar todo o ciclo - minimizando-se o atraso desta aproximação, causa-se um atraso infinito na fase ②. Portanto deve-se tomar certas precauções quanto a valores limitantes destas variações de verde.

Lembrando-se o conceito de verde mínimo, tem-se

$$V_{emin,1} = (q/q_M) * C \quad (4)$$

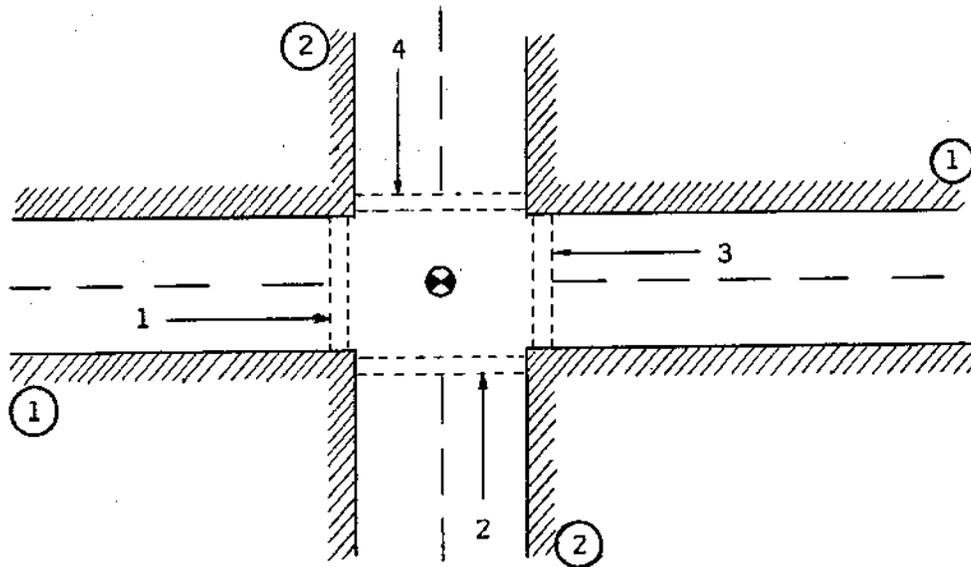
Para o cálculo do verde máximo vale-se da expressão

$$V_{emax,1} = (C - RI_s - L_1) - V_{emin,2} \quad (5)$$

onde  $RI_s$  seria os tempos de vermelho integral, e  $L_1$  o tempo perdido durante a fase ①

Para melhor compreensão do procedimento de cálculo dos

tempos de verde máximo e mínimo de cada intersecção, considerou-se o esquema abaixo, que mostra um cruzamento de quatro aproximações.



- ① - n° da fase em que chega a aproximação  
 1 - n° da aproximação

Figura 15 : Cruzamento ilustrando cálculo de verdes.

O programa iniciando pelo ramo 1, pesquisa a fase e o cruzamento em que este chega.

Se é a fase ① (caso do exemplo ilustrado) calcula o mínimo tempo de verde através da expressão (4). Este valor será então comparado com o da aproximação 3 também sujeita à mesma fase. Obviamente deverá ser adotado o maior dos tempos mínimos de verde.

Se o ramo chega à intersecção dentro da fase ②, o programa calcula o máximo tempo de verde através da expressão (5). No exemplo tem-se 2 e 4 nessa condição. Ambos valores máximos serão computados adotando-se, a seguir, o menor deles.

Ao sair deste "loop" o programa terá provido então o operador, dos tempos mínimo e máximo de verde da fase ① (adotada co

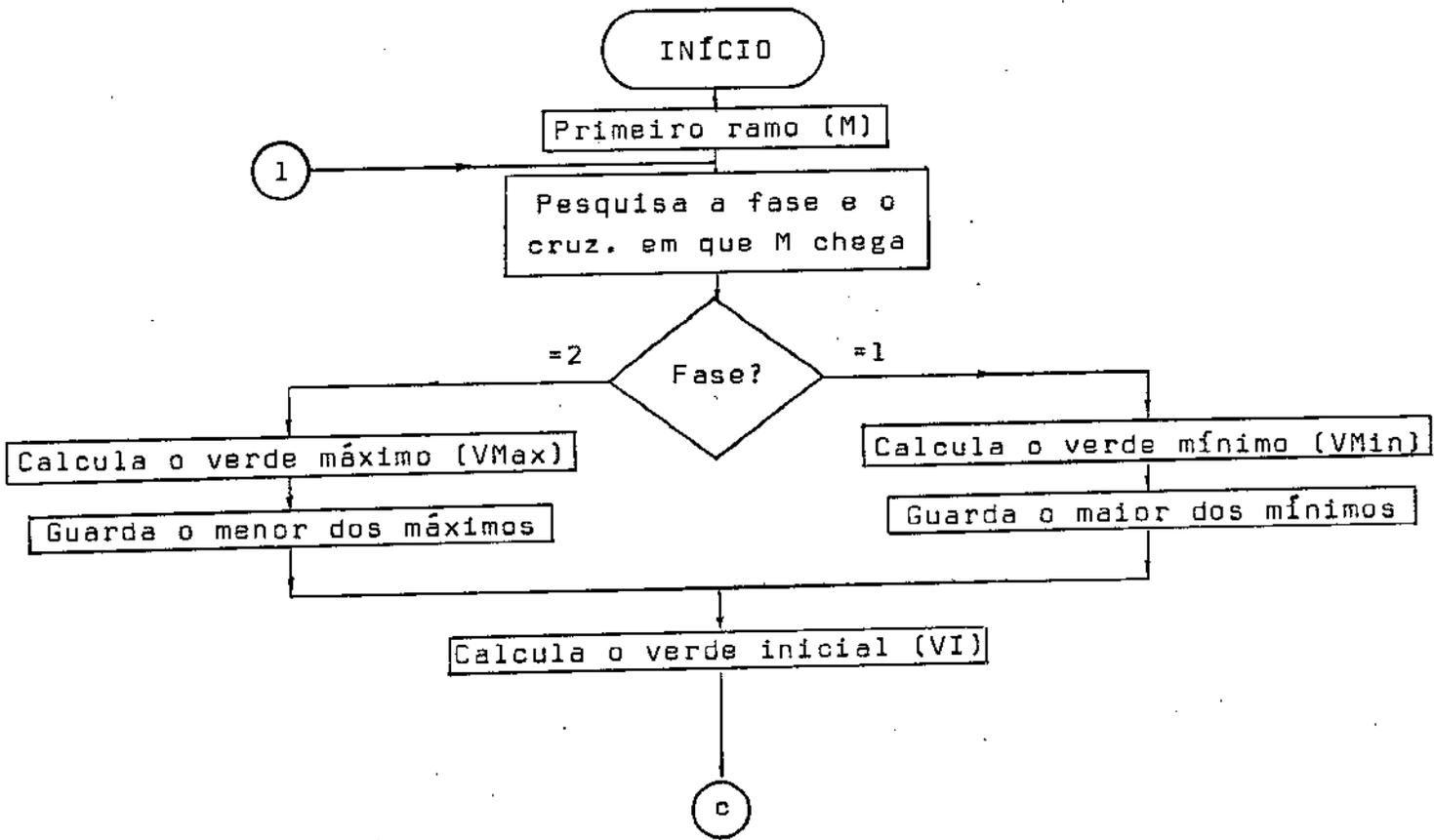
mo sendo de referência) daquela determinada junção.

Finalmente valendo-se da expressão (3) o programa fornece o verde com que o modelo COSE II poderá iniciar seu processo de otimização. É feito um teste, com mensagem de erro caso este tempo inicial de verde não se situe dentro do intervalo limitado pelos verdes mínimo e máximo.

A dedução das expressões (3), (4) e (5) e o significado de suas variáveis encontram-se em [4].

O algoritmo de cálculo daquela faixa de variação e deste verde inicializador será representado a seguir, através de dois diagramas de blocos: condensado e em detalhe.

As variáveis encontradas nestes diagramas estão indicadas no fim do capítulo.



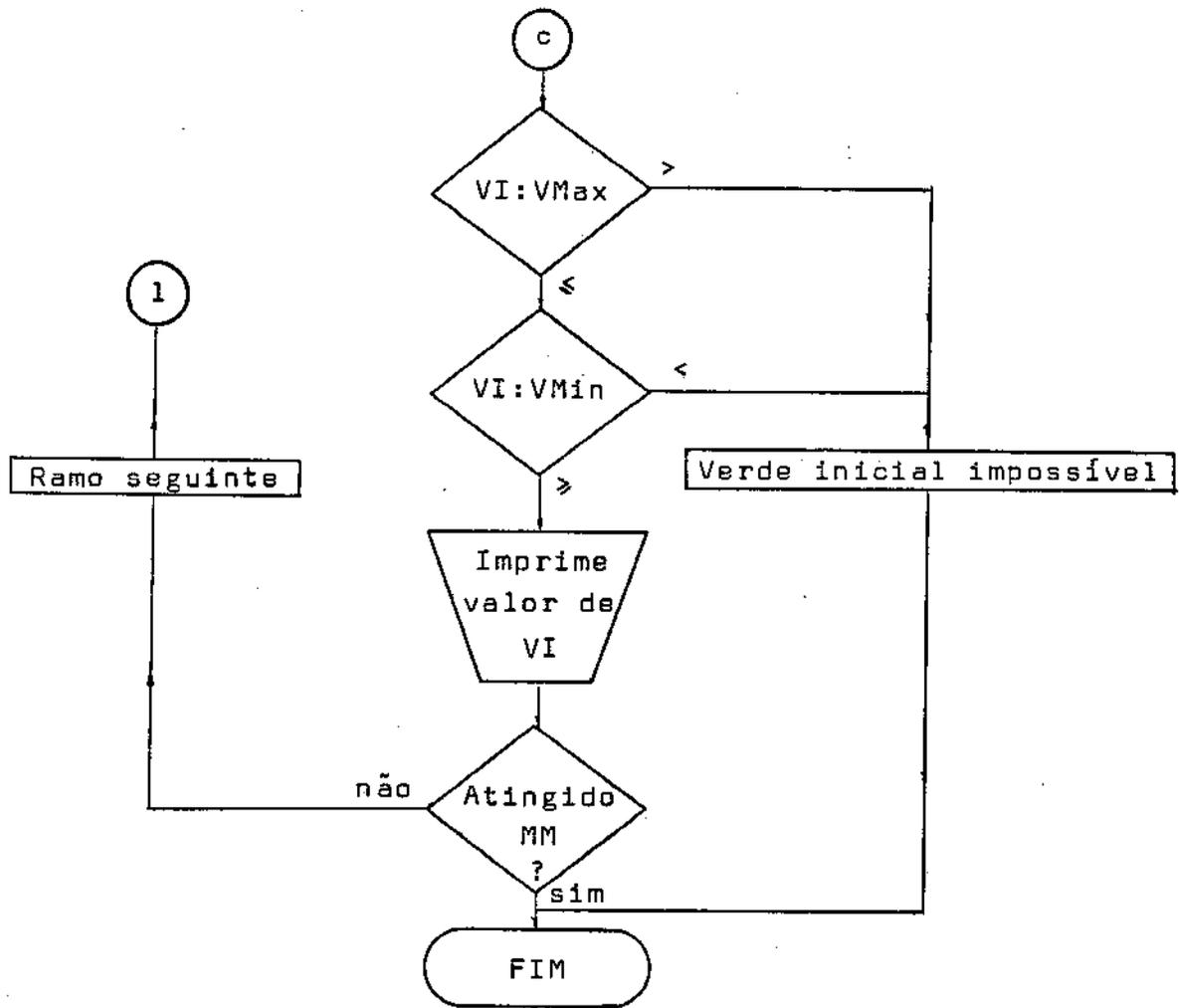
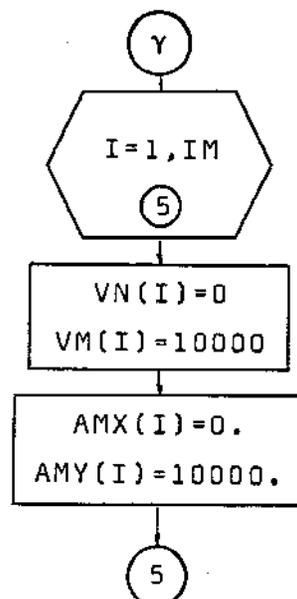
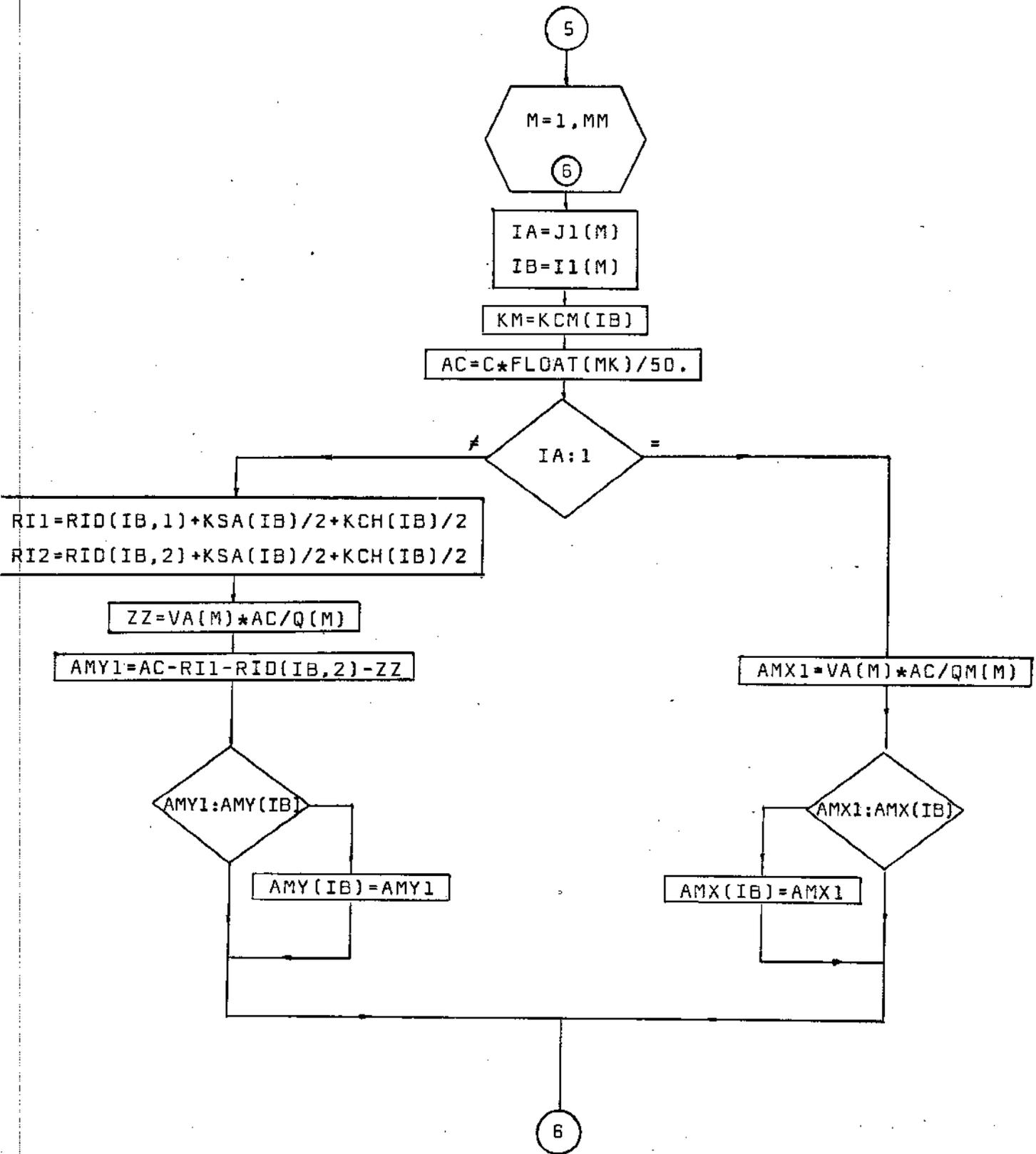


Figura 16 : Diagrama de blocos condensado: cálculo dos verdes.

A seguir o diagrama de blocos em detalhe.





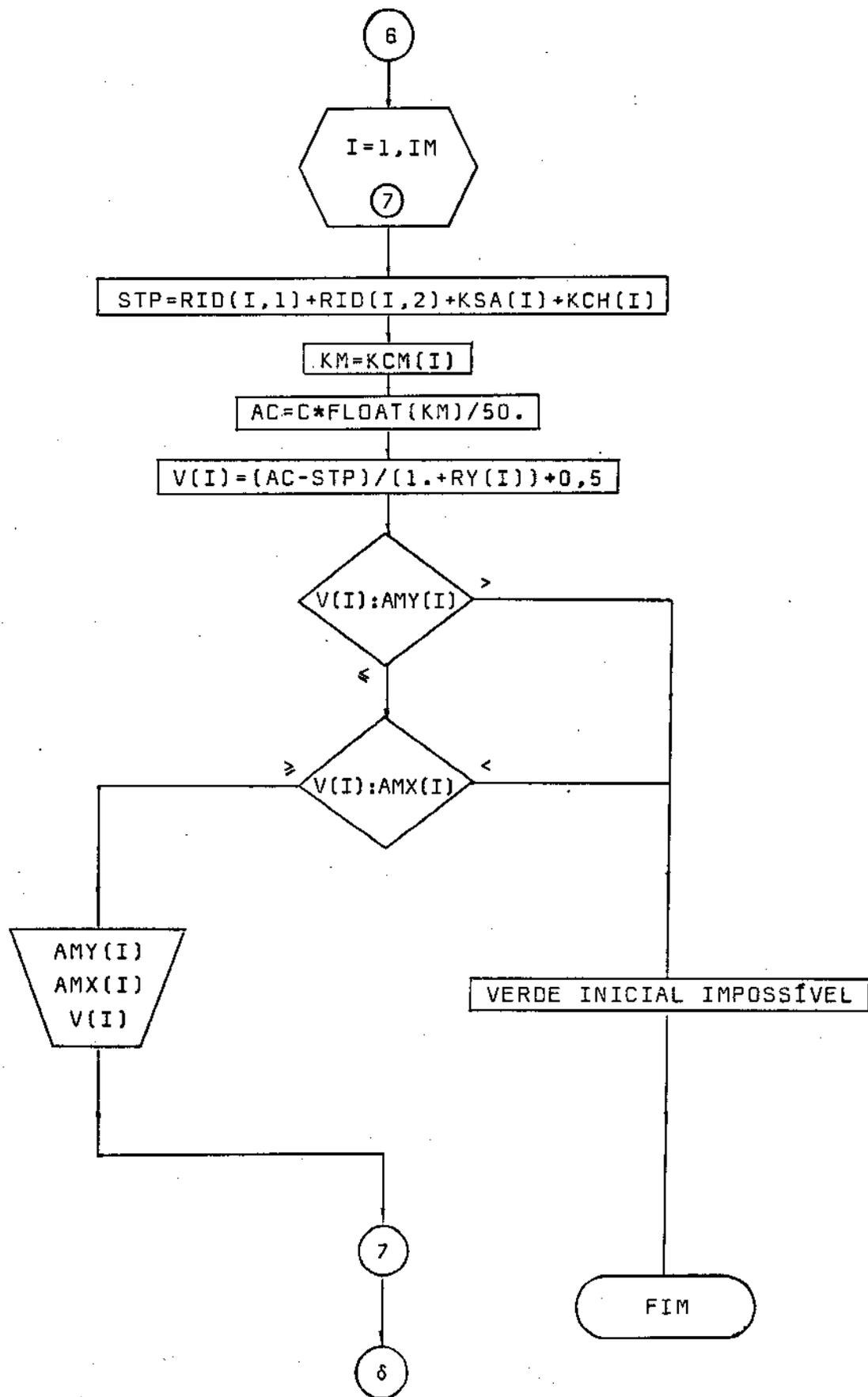


Figura 17 : Diagrama de blocos em detalhe: cálculo dos verdes.

33

Tendo em vista a ausência de dados práticos tanto para os tempos perdidos na saída (KSA) como para os de chegada (KCH) resolveu-se, por comodidade e adequação de valores do tempo perdido total (STP), adotar um único valor para aqueles termos dentro dum cruzamento, quando conceitualmente o correto é que se tenha os tempos perdidos em cada fase, como apresentado em |4|.

$$L = RI_1 + RI_2 + k_1^1 + k_1^2 + k_2^1 + k_2^2$$

onde

L = tempo perdido total no cruzamento

$RI_i$  = tempo de vermelho integral na fase (i)

$k_j^i$  = tempo perdido do tipo j na fase (i)

j = 1 → tempo perdido na saída

j = 2 → tempo perdido na chegada

Assim nos programas aqui desenvolvidos ter-se-ã :

$$KSA(I) = k_1^1 + k_1^2 = 2 \text{ s.}$$

$$KCH(I) = k_2^1 + k_2^2 = 2 \text{ s.}$$

$$RID(I,i) = RI_i = 3 \text{ s}$$

tendo portanto para tempo perdido total 10 s.

### III.5.2 - Cuidados a considerar

O programa não operará com redes em que haja cruzamentos com graus de saturação maiores que um ( $x > 1$ ). Neste caso sugere-se ao usuário a redução do grau de ocupação da via, podendo dentre outras soluções, tentar:

a) realocar os fluxos na área a fim de reduzir o da  
quela via.

b) proibição de estacionamento, ou alargamento da

aproximação.

O mesmo deverá ser tentado caso

$$\sum_{i=1}^n Y_i > 1 \quad \text{onde}$$

$i$  = índice da aproximação

$n$  = nº total de aproximações do cruzamento

$Y$  = grau de ocupação da aproximação

Passe-se agora à análise de um caso particular, que embora nunca encontrado nos casos reais observados durante o desenvolvimento dos estudos por esta equipe, merece alguns comentários.

Suponha-se uma situação conforme a figura abaixo

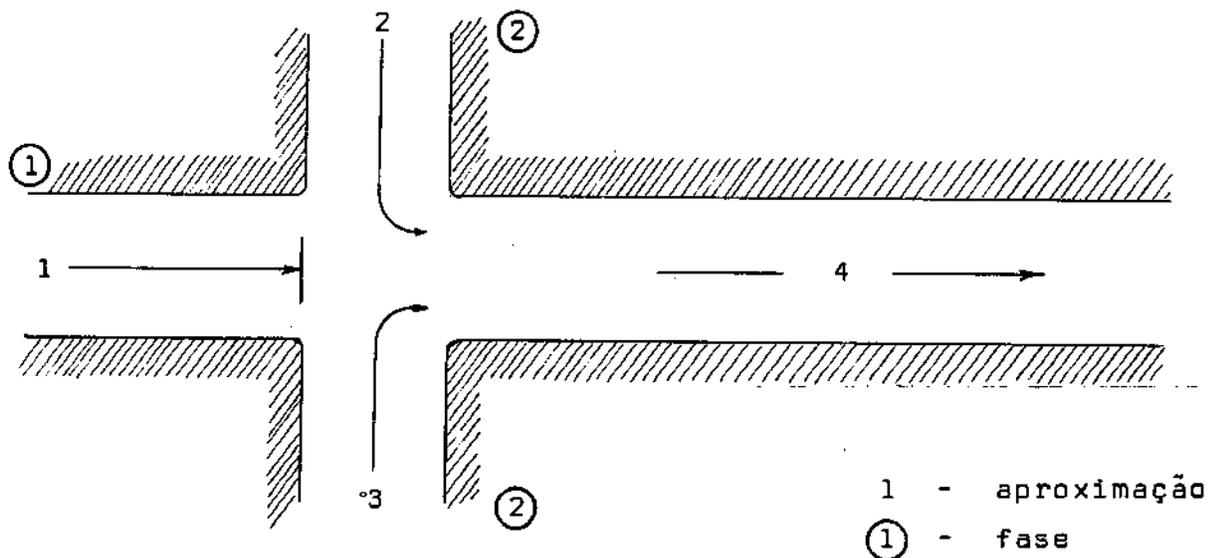


Figura 18 : Um caso particular.

onde as três aproximações apresentam uma só faixa de circulação e:

$$q_1 = q_2 = q_3 = 400 \text{ veículos/hora}$$

$$q_{M1} = q_{M2} = q_{M3} = 1600 \text{ veículos/hora}$$

$$P(2,4) = P(3,4) = 1,0$$

Com estes dados o programa forneceria a seguinte repartiçãõ de verdes:

$$V_{e,1} = V_{e,2} = \frac{1}{2} (C-L)$$

quando na realidade estariam passando 400 veículos/h durante a fase 1 e 800 veículos/h entrando no ramo 4 durante a fase 2. A repartição de verdes mais adequada a este caso seria, como visto em |4| :

$$V_{e,1} = \frac{1}{3} (C-L)$$

$$V_{e,2} = \frac{2}{3} (C-L)$$

Vê-se claramente que o tempo de verde fornecido pelo programa é insuficiente para escoar todos os veículos passando pela intersecção durante a fase 2 .

Nestes casos extremos o planejador deverá munir a intersecção de um semáforo de três fases, uma para cada aproximação, com

$$V_{e,1} = V_{e,2} = V_{e,3} = \frac{1}{3} (C-L) \quad (*)$$

Sugere-se para trabalhos futuros a inserção, nesta implementação , do cálculo automático de verdes para faróis de mais de duas fases.

(\*) Vide referência |4|.

### III.6 - Transformação em intervalos de tempo do programa

Para que o simulador do modelo COSE II entre em operação faz-se necessário que não sãõ as variáveis-tempo introduzidas na inicialização desta implementação (vermelhos integrais, tempos perdidos) bem como as calculadas, sejam transformadas na unidade-tempo (DT) do programa, com

$$DT = C/50$$

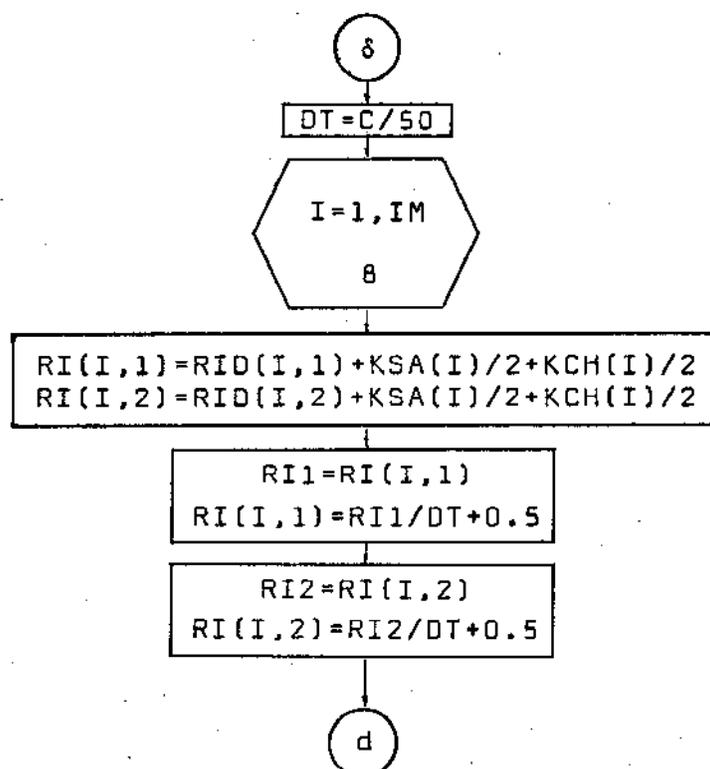
No geral os termos a sofrerem esta transformação são:

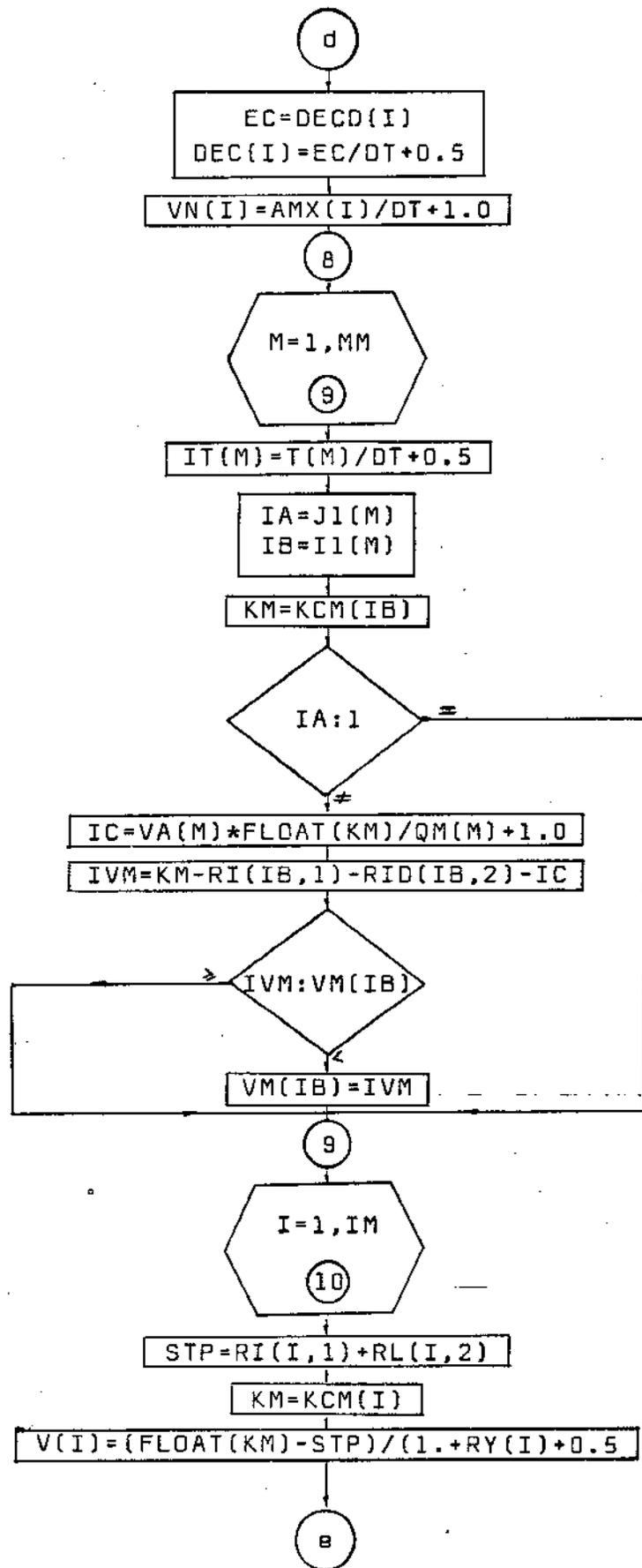
- tempos perdidos (vermelhos integrais inclusive)
- defasagem inicial
- verdes máximo, mínimo e inicial
- tempo de percurso no ramo

Todas as variáveis sujeitas a esta operação devem vir expressas em um número inteiro de "DTs". Certos cuidados foram então tomados tendo em vista os "arredondamentos" que por ventura fossem necessários.

Uma vez que a passagem do programa em discussão é de fácil compreensão dispensam-se maiores comentários. O diagrama seguinte registra todos os detalhes, entre os quais é interessante observar os cálculos dos verdes máximo  $VM(I)$  e inicial  $V(I)$  quando se tomou a iniciativa de se computar novamente seus valores, ao invés de simplesmente dividi-los por  $DT$ , a fim de se precaver dos erros introduzidos quando do "arredondamento" dos valores dos tempos perdidos  $RI_1$ .

O significado das variáveis encontram-se no fim do capítulo.





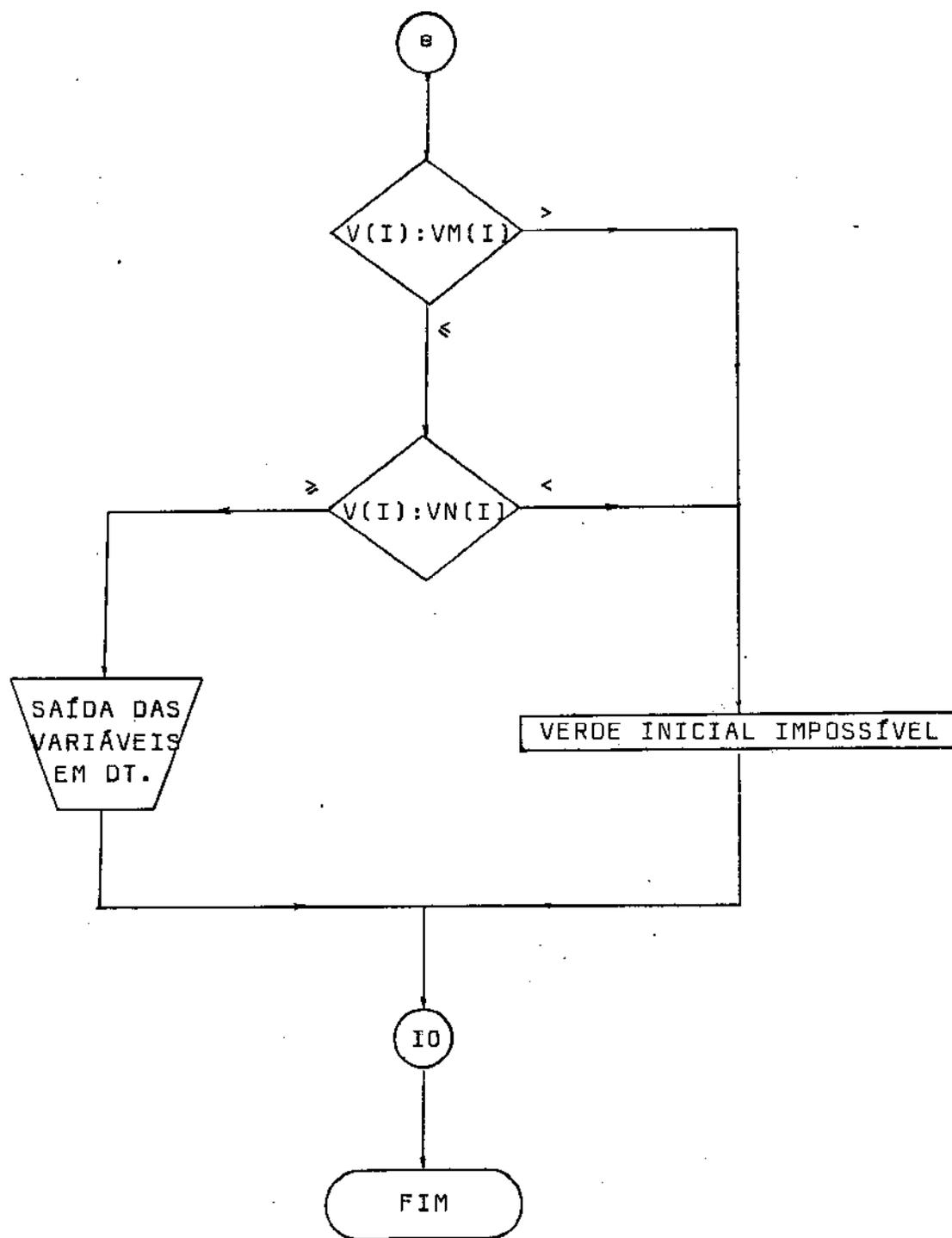


Figura 19 : Transformação em intervalos de tempo do programa.

III.7 - A rede

Dentre as redes em que se aplicou o modelo COSE II de otimização e suas implementações, selecionou-se para ilustração deste trabalho, a que se apresenta na figura abaixo.

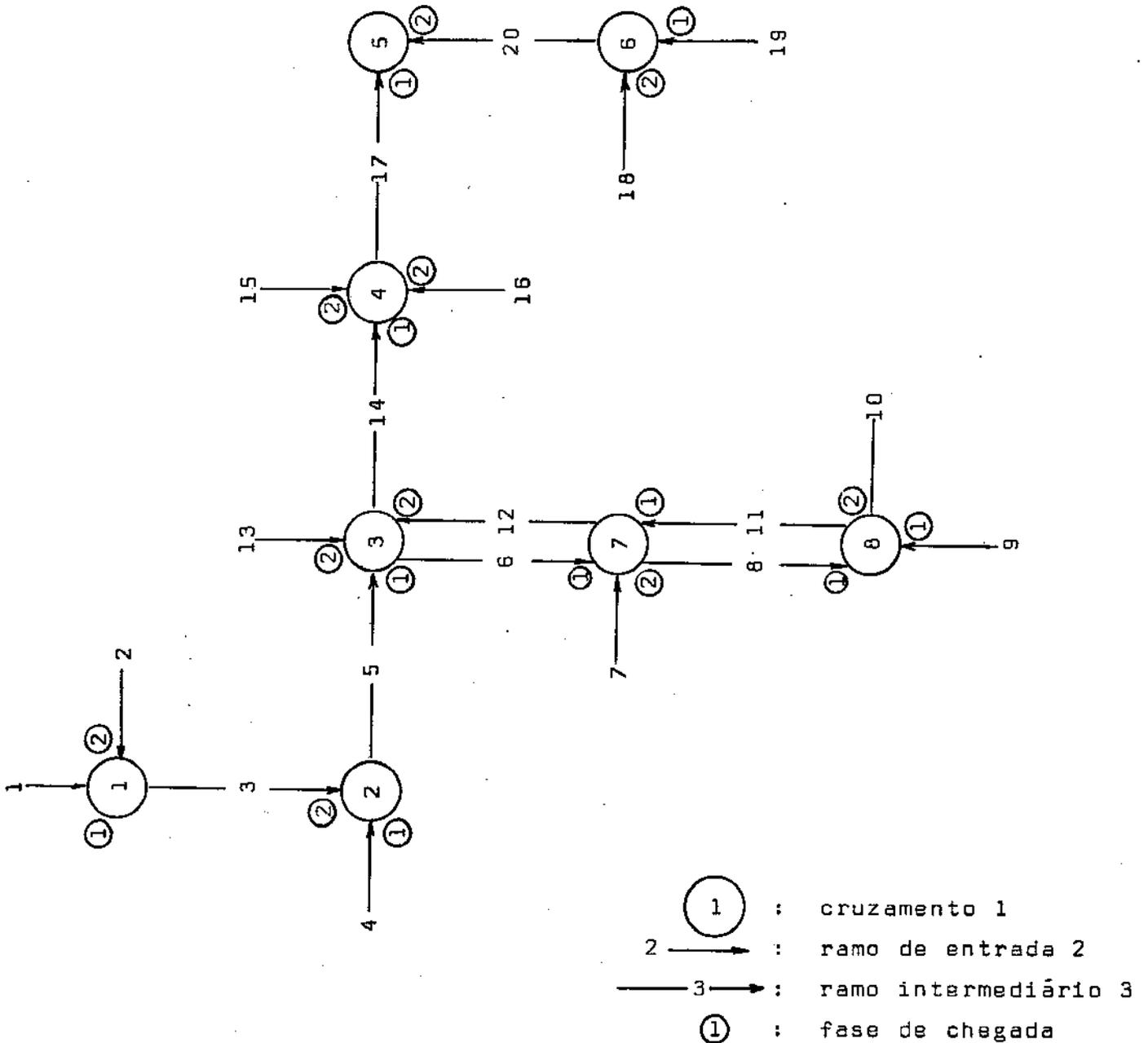


Figura 20 : Uma rede de teste

Para a obtenção dos resultados que serão descritos e comentados no item III.8 aplicou-se o algoritmo do COSE II e sua implementação, a duas situações de carga na rede. Uma delas, de maiores fluxos nos ramos (vide tabelas correspondentes) será identificada como: rede "carregada". A outra, com fluxos reduzidos: rede "descarregada".

Em ambos os casos não sofreram qualquer modificação as percentagens de conversão ao fim dos ramos, o tempo de percurso e as fases e cruzamentos de chegada de cada ramo.

Nos sub-ítem seguintes serão apresentados os dados iniciais necessários para que o programa desenvolvido entre em operação.

Devido ao grande número de valores obtidos nos testes efetuados (vide III.8) serão omitidos, nesta descrição, tabelas contendo os tempos de verde inicial, máximo e mínimo computados para cada cruzamento, dado o ciclo.

#### III.7.1 - Dados iniciais: Rede "carregada"

As tabelas seguintes fornecem os dados referentes à rede representada na figura 20 na situação de maior carregamento.

Ramo	Fluxo Real	Fluxo Máximo	Cruzamento de chegada	Fase de chegada
1	606.	1530.	1	1
2	239.	1160.	1	2
4	999.	2600.	2	1
7	372.	1900.	7	2
9	354.	1530.	8	1
10	505.	1530.	8	2
13	689.	1530.	3	2
15	625.	1910.	4	2
16	77.	1770.	4	2
18	600.	1620.	6	2
19	700.	2600.	6	1

Tabela 1 : Dados de ramos de entrada.

Ramo	Fluxo Máximo	Cruzamento de chegada	Fase de chegada	Tempo de percurso
3	2384.	2	2	19.
5	1580.	3	1	22.
6	1530.	7	1	15.
8	1530.	8	1	13.
11	1530.	7	1	20.
12	1530.	3	2	20.
14	1665.	4	1	27.
17	1560.	5	1	24.
20	1740.	5	2	20.

Tabela 2 : Dados de ramos intermediários.

III.7.2 - Dados iniciais: Rede "descarregada"

Na tabela 3 encontram-se os dados relativos à rede (figura 20) na situação de menor carregamento.

Ramo	Fluxo Real	Fluxo Máximo	Cruzamento de chegada	Fase de chegada
1	400.	1530.	1	1
2	239.	1160.	1	2
4	800.	2600.	2	1
7	372.	1900.	7	2
9	354.	1350.	8	1
10	505.	1530.	8	2
13	500.	1530.	3	2
15	625.	1910.	4	2
16	77.	1770.	4	2
18	600.	1620.	6	2
19	700.	2600.	6	1

Tabela 3 : Dados de ramos de entrada.

Os dados iniciais dos ramos intermediários não sofreram qualquer alteração (vide tabela 2).

A matriz das percentagens de conversão também é comum às duas situações, podendo ser visualizada na tabela 4.

Os tempos perdidos, conforme já discutido, foram adotados de tal forma que somassem 10 s como valor total de cada cruzamento. Também não sofreram alteração.

Ramos Gerados (J) ↓	1	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	2	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.30	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	3	.99	.99	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	4	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.20	.00	.00	.00	.00		
	5	.00	.00	.13	.35	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.20	.00	.00	.00	.00		
	6	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	7	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.20	.00	.00	.00	.00		
	8	.00	.00	.00	.00	.00	.99	.27	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	9	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	10	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	11	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.99	.34	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	12	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	13	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	14	.00	.00	.00	.00	.62	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.07	.11	.00	.00	.00	.00	.00		
	15	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	16	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	17	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.82	.47	.01	.00		
	18	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	19	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00		
	20	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.00	.74		
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
		← Ramos Geradores →																			

Tabela 4 : Matriz das Percentagens de Conversão.

A interpretação desta matriz é feita da seguinte forma: o valor encontrado em  $P(I,J)$  indica a percentagem do fluxo de I que se dirige para J.

As modificações introduzidas para o descarregamento da rede, foram feitas basicamente com o intuito de afetar principalmente os cruzamentos mais carregados. A tabela 5 através dos valores computados para os tempos de  $C_{\min}$  de cada cruzamento, antes e depois de alterarem-se os fluxos, mostra claramente o "alívio" dado às intersecções.

A rede carregada apresentava graus de ocupação desde 0,54 a 0,82 . Com a diminuição dos fluxos estes valores de mínimo e máximo grau de ocupação passaram a 0,44 e 0,68 respectivamente.

Cruzamento nº	$C_{\min}$ (s)	
	Rede "Carregada"	Rede "Descarregada"
1	25	18
2	37	23
3	38	22
4	22	20
5	32	28
6	27	27
7	24	21
8	48	31

Tabela 5 : Ciclos mínimos computados.

### III.8 - Comentários e Conclusões

#### III.8.1 - A rede "carregada"

Na figura 21 expõem-se as faixas de variação permissí-

veis dos ciclos de cada um dos cruzamentos da rede apresentada em III.7 . Trata-se da rede carregada.

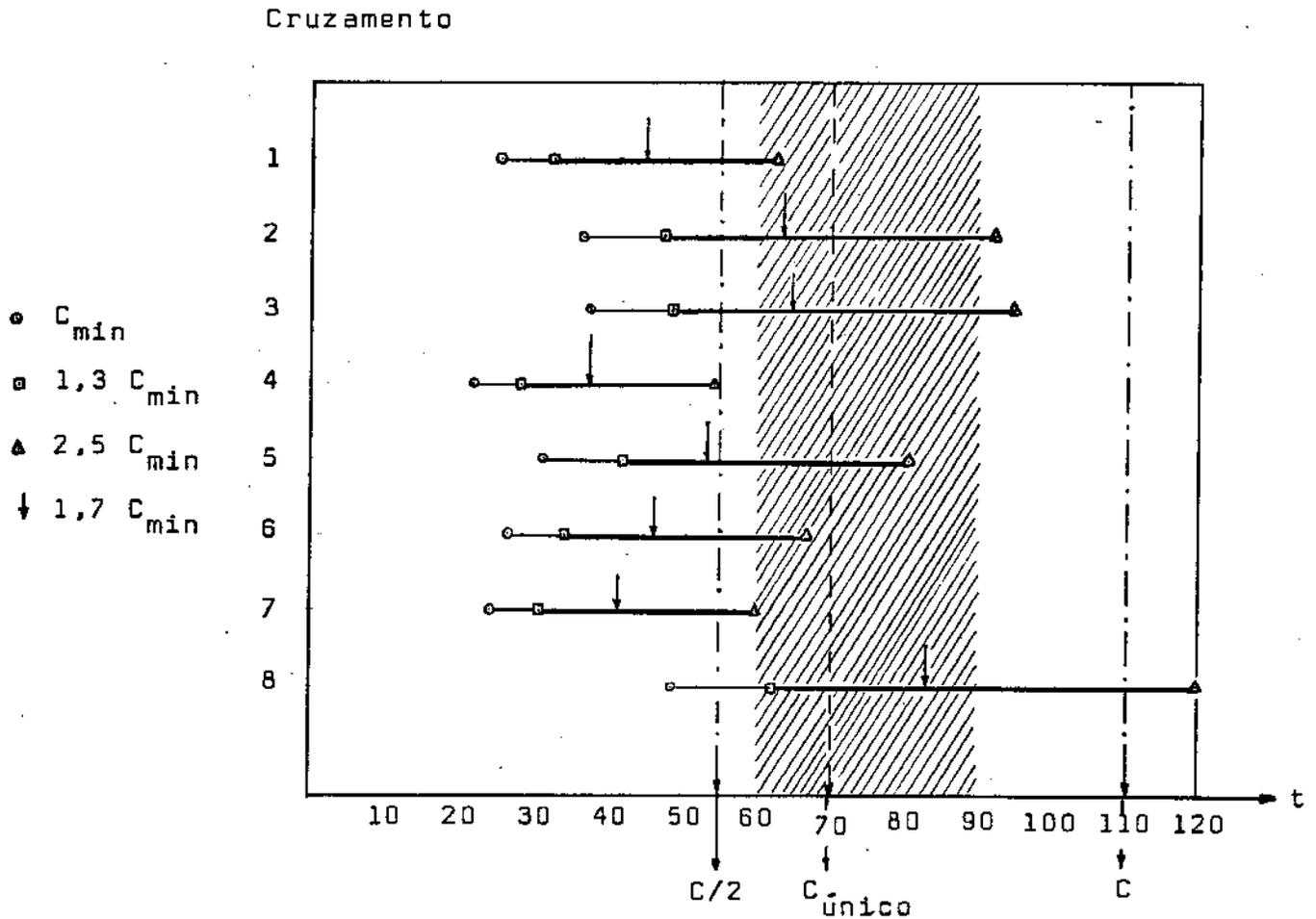


Figura 21 : Ciclos possíveis em cada cruzamento.

Observa-se que se tivesse que optar por um único tempo de ciclo comum a toda rede, um conjunto de valores razoável talvez fosse o representado pela região hachuriada da figura 21 .

Rodaram-se então programas com tempos de ciclo contidos naquela região. Foram os seguintes os atrasos obtidos: (Tabela 6 )

Obs.: Os valores de  $C_{min}$  utilizados na figura 21 encontram-se na tabela 5 .

Ciclo comum  s	Atraso total  veic. * s/s
60	58,1
70	57,2
80	66,7
90	71,0

Tabela 6 : Rede "carregada": política de ciclo único a toda rede.

É interessante notar que de fato o valor  $C = 70$  s tem uma boa localização dentro da região apontada na figura 21 uma vez adotado um único ciclo para toda a rede. Valores externos à região hachuriada forneceram atrasos superiores aos tabelados.

A fim de que fosse averiguada a vantagem do uso de  $C$  e  $C/2$  testaram-se os pares de múltiplos contidos no intervalo  $40 \leq C \leq 120$  (já discutido).

Ficou mesmo comprovada a melhoria introduzida pelo uso de ciclos múltiplos na rede. As tabelas seguintes mostram os resultados obtidos.

$C$ e $C/2$  s	Atraso total  veic. * s/s
80 - 40	59,8
90 - 45	62,3
100 - 50	61,1
110 - 55	52,6
120 - 60	54,8

Tabela 7 : Rede "carregada": política de ciclos múltiplos ( $C$  e  $C/2$ ).

O melhor par de valores (110/55) pode ser visualizado na figura 21. Note que de fato o tempo de ciclo igual a 55 segundos se coloca próximo à maioria dos pontos de ótimo (assinaleados pelas setas) dos diversos cruzamentos, com exceção do oitavo que deverá operar com um ciclo de 110 segundos.

O mais interessante no entanto vem mostrado na tabela 8: onde foram registrados os valores de atraso em situações de ciclo fixo e ciclo múltiplo.

Atraso  veic.*s/s	Ciclo  s				
	80	90	100	110	120
Política de <u>C</u> único	66,7	71,0	75,6	72,8	77,5
Política de <u>C</u> múltiplo	59,8	62,3	61,1	52,6	54,8
Melhora (%)	10,2	12,2	19,2	27,9	29,4

Tabela 8 : Rede "carregada": comparação entre políticas de ciclos

Dentre os valores da tabela 8 só tem maior sentido uma comparação entre políticas de ciclos para os tempos de 80 e 90 s, onde se vê que de fato ocorre uma diminuição do tempo de permanência do veículo na rede da ordem de 10 a 12%. Os demais valores (> 100 s) estariam já fora da área hachuriada da figura 21 tornando bastante inadequado o uso deles a ciclo único.

A principal comparação a ser feita é entre os melhores valores de tempo de ciclo encontrados entre as políticas apresentadas: C = 70 s (C único) e C = 110 s (C múltiplo). Vide tab. 9.

Melhor ciclo	C <sub>único</sub> = 70 s	C <sub>mult.</sub> = 110 s	Melhora %
Atraso total  veic.*s/s	57,2	52,6	8

Tabela 9 : Comparação entre melhores valores de cada política.

A diminuição em torno de 8% no atraso dos veículos justificaria plenamente o uso de ciclos múltiplos na rede estudada.

Dos valores apresentados nas tabelas 6 a 9 pode-se também levantar o argumento de que para redes com aproximações de larguras efetivas bastante próximas, bem como com um tráfego de natureza bastante homogênea faz sentido uma análise baseada nas faixas de valores mostradas na figura 21. A rede estudada possui os dois requisitos acima.

### III.8.2 - A rede "descarregada"

A figura 22 expõe, para a rede "descarregada" descrita em III.7.2, a variação de ciclo possível para cada cruzamento.

Não há dúvida de que se o usuário optasse pelo uso de um ciclo único teria a região hachuriada na figura 22 como sendo a mais adequada para escolha daquele valor.

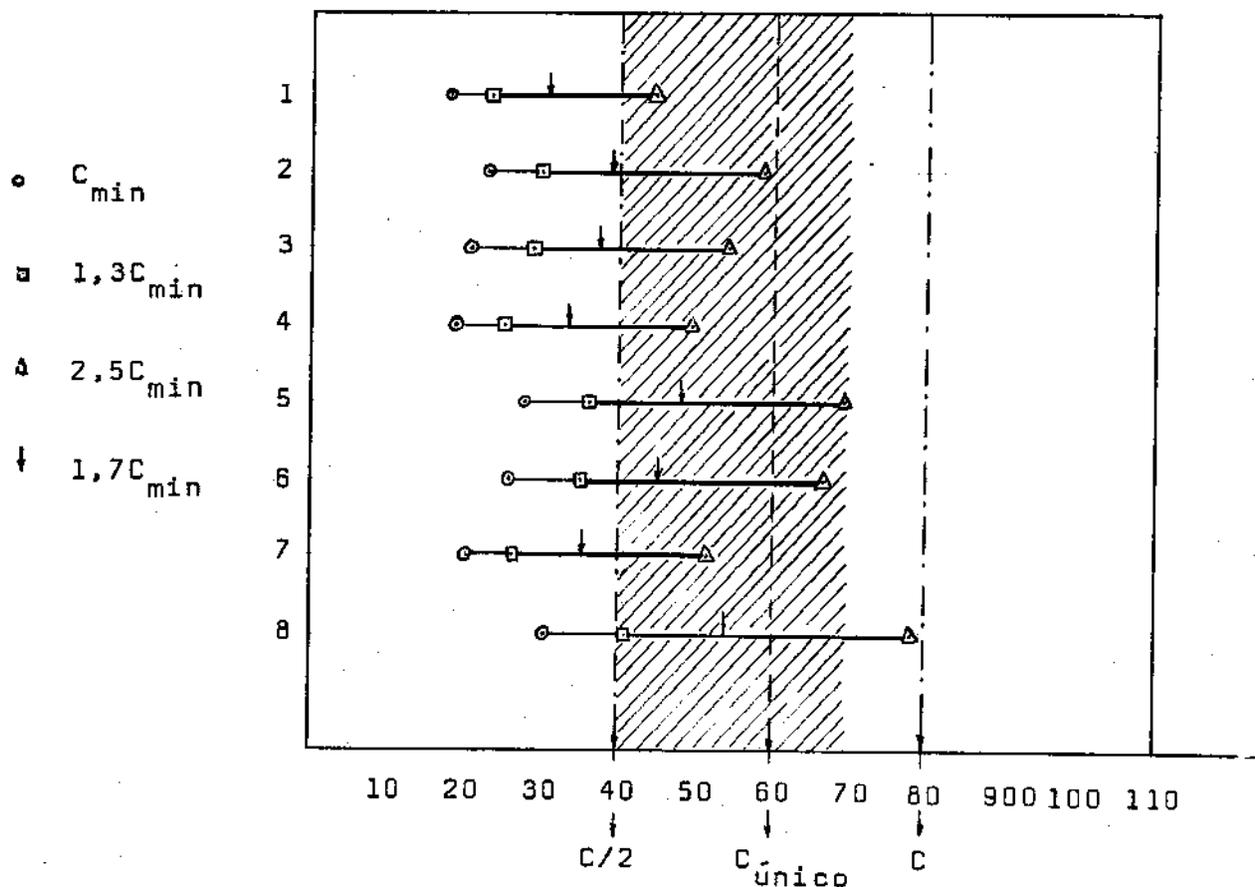


Figura 22 : Ciclos possíveis em cada cruzamento.

A validade da região apontada acima pode ser constatada fazendo-se o programa operar com os diversos tempos de ciclo inseridos naquela área (figura 22). A tabela 10 mostra os valores de atraso total computados quando da variação de ciclo de 40 a 70 segundos.

Ciclo Único  s	Atraso total  veic.*s/s
40	48,5
50	47,9
60	47,1
70	47,5

Tabela 10 : Rede "descarregada": melhores ciclos únicos.

Note-se que é muito pequena a variação do atraso dentro da região apresentada. Pode-se observar que em grande parte este fato é explicado pela compensação existente entre os aumentos que ocorrem nos atrasos de fila e os decréscimos nos atrasos aleatórios.

A fim de se estudar a variação da permanência dos veículos na rede frente a políticas de ciclo único ou múltiplo, foram executados programas com valores de ciclo de 80 s, 90 s e 100 s. A tabela 11 mostra então os atrasos totais computados em cada uma das políticas e dá as percentagens de melhoras obtidas.

Ciclo  s	80	90	100
Atraso  veic.*s/s			
Política de <u>C</u> único	47,7	51,4	55,0
Política de <u>C</u> múltiplo	44,8	46,7	48,9
Melhora (%)	6,0	9,1	11,0

Tabela 11 : Rede "descarregada": comparação entre políticas de ciclos.

Se for tomado o melhor tempo de ciclo único poder-se-ia fazer ainda a seguinte comparação:

Melhor ciclo	$C_{\text{único}} = 60 \text{ s}$	$C_{\text{mult.}} = 80 \text{ s}$	Melhora %
Atraso total  veic.*s/s	47,1	44,8	4,9

Tabela 12 : Comparação entre melhores valores de cada política.

demonstrando uma vez mais as vantagens da implementação que faculto o uso de ciclos múltiplos.

### III.8.3 - Visão geral

A fim de que se tenha uma visão melhor dos resultados tabelados as figuras seguintes evidenciam através de histogramas os atrasos computados em função dos ciclos.

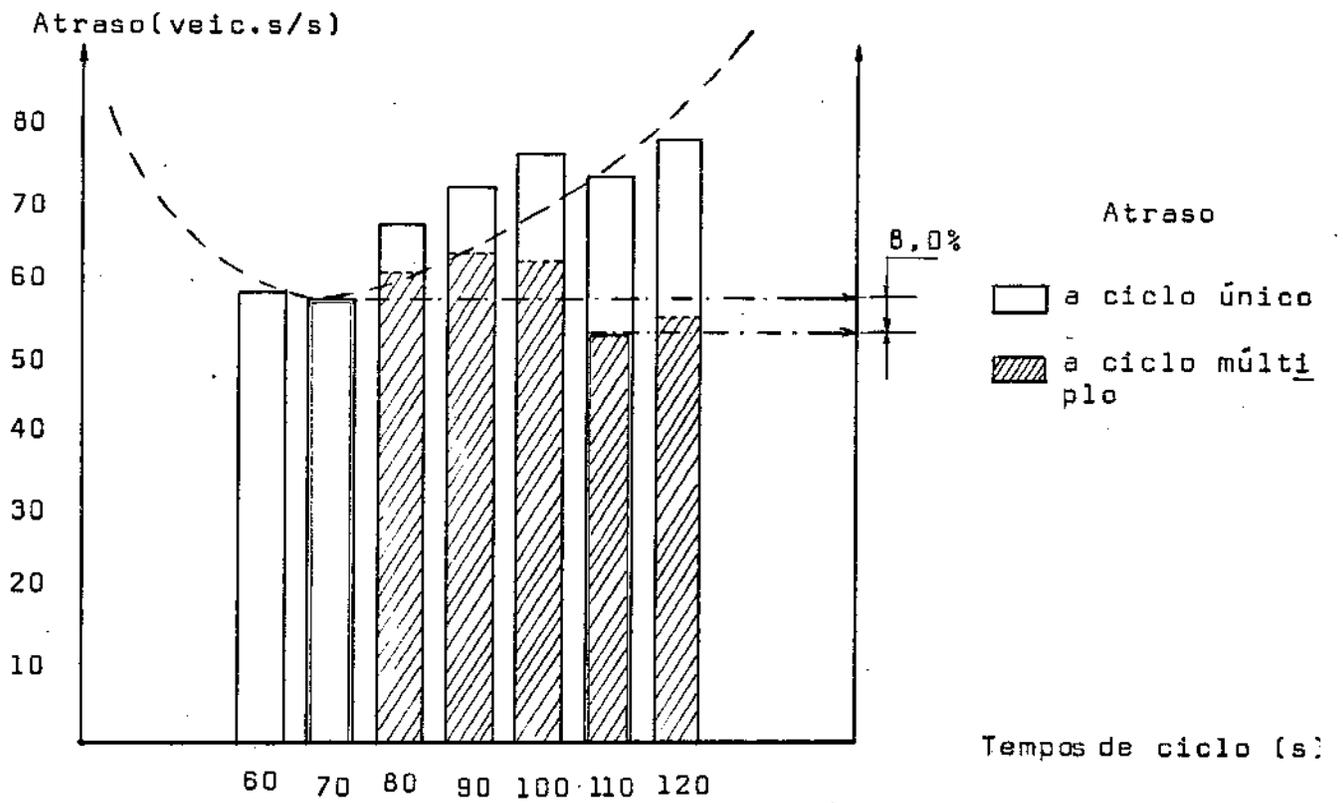


Figura 23 : Rede "carregada": Atraso versus ciclo.

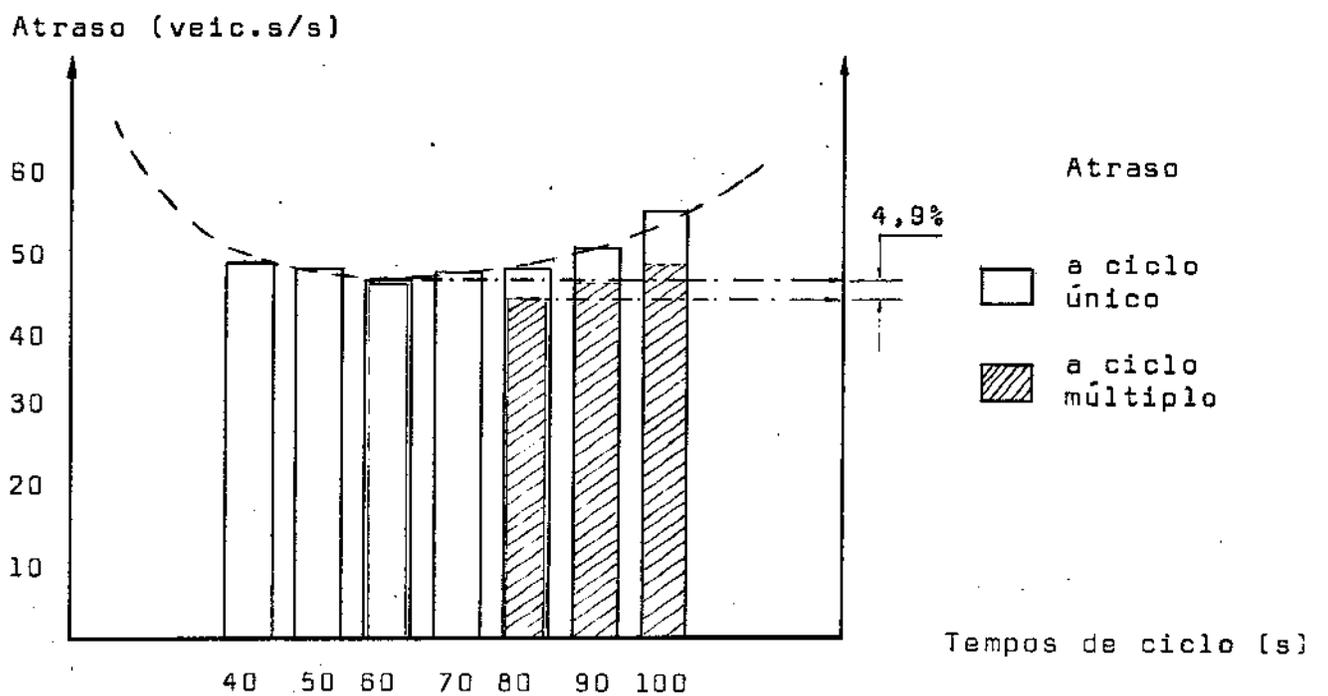


Figura 24 : Rede "descarregada": Atraso versus ciclo.

Estes dois histogramas vêm primeiramente reforçar a idéia da homogeneidade de comportamento dos cruzamentos componentes da rede. Tanto a que se se fizesse um esboço da curva de atraso total da rede inteira em função do ciclo (linha tracejada) seria percebida a semelhança com aquelas curvas apresentadas nas figuras 6, 7 e 8 para um único cruzamento.

Dos histogramas nota-se também que nas situações de redes pouco carregadas a região de escolha de ciclo comum pode mesmo ser ampliada além do valor proposto em III.4.1, da ordem de  $2,5 C_{\min}$  de cada interseção. Isto se explica pelo fato de que o incremento experimentado pelo atraso de fila é mais suave nas condições de pouco tráfego.

Pode-se observar ainda a maior eficiência da implementação proposta (C e C/2) notadamente em redes mais carregadas.

III.9 - Lista das variáveis do programa

- AMX1 = tempo de verde máximo. Fase ①
- AMY1 = tempo de verde mínimo. Fase ①
- C = tempo de ciclo adotado.
- DEC(I) = defasagem no cruzamento I, em DT.
- DECD(I) = defasagem no cruzamento I.
- DT = intervalo de tempo do programa (C/50).
- I = indica cruzamento.
- I1(M) = cruzamento onde chega o ramo M.
- ICMIN(I) = tempo de ciclo mínimo do cruzamento I.
- IM = número de cruzamentos, com semáforo, da rede.
- IPO(NP) = tamanho do passo em DT da passagem NP.
- IPX = variável temporária.
- IT(M) = tempo de percurso no ramo M, em DT.
- J1(M) = fase em que chega o ramo M.
- K1(M) = se é ramo de entrada (K1=0) ou intermediário (K1≠0).
- KCH(I) = tempo perdido na chegada, cruzamento I.
- KCM(I) = define para cada cruzamento I sua condição de ciclo.
  - KCM(I) = 50 : tempo de ciclo integral (C).
  - KCM(I) = 25 : submúltiplo de C (C/2).
- KSA(I) = tempo perdido na saída, cruzamento I.
- LN = variável temporária utilizada na matriz L(I,J,K).
- M = indica ramo.
- MICM = endereço responsável pelo armazenamento do máximo  $C_{min}$
- MIG = chave utilizada no processo de otimização do COSE II.
- MIT = chave utilizada no processo de otimização do COSE II.
- MM = número de ramos da rede.

P(I,M) = percentagem de conversão do ramo I ao ramo M.  
QM(M) = fluxo máximo do ramo M (de entrada ou intermediário).  
RI1 = tempo perdido total na fase ①.  
RI2 = tempo perdido total na fase ②.  
RID(I,1) = tempo de vermelho integral, cruzamento I, fase ①.  
RID(I,2) = tempo de vermelho integral, cruzamento I, fase ②.  
RY(I) = razão entre graus de ocupação, cruzamento I.  
STP = tempo perdido total no cruzamento.  
T(M) = tempo de percurso no ramo M.  
V(I) = tempo de verde inicial, cruzamento I, em DT.  
VA(M) = fluxo real no ramo M (de entrada ou intermediário).  
VM(I) = verde máximo no cruzamento I, em DT.  
VN(I) = verde mínimo no cruzamento I, em DT.  
Y1 = grau de ocupação. Fase ①  
Y2 = grau de ocupação. Fase ②

## CAPÍTULO IV

### IV. SUGESTÕES PARA FUTUROS TRABALHOS

Por se tratar de um assunto ainda bastante inexplorado em nosso país, os problemas encontrados em tráfego urbano constituem um vasto campo de estudo. Dentre eles poderiam ser destacados:

#### IV.1 - Cálculo da capacidade de intersecção em nível sinalizada

A capacidade de uma via urbana constitui um dado básico tanto para o cálculo do ciclo ótimo, como para os tempos de verde com que a sinalização de um dado cruzamento deverá operar.

Conforme descrito em [4], o grupo de estudos em Tráfego Urbano desta Universidade já tomou contato com dois modelos de cálculo daquela grandeza. Um deles sugerido pelo Highway Research Board [6], o outro pelo Road Research Laboratory [7].

Um trabalho imediato, bastante simples, seria o desenvolvimento de um algoritmo que retratasse um dos modelos acima.

Outro trabalho, cujo grau de complexidade desconhece-se, seria o de se efetuar uma análise mais detalhada donde se tirariam sugestões para o desenvolvimento de um modelo que melhor refletisse as atuais condições brasileiras. Sem dúvida aqui estariam envolvidas amplas pesquisas de campo, a exemplo das que se realizaram em países cuja área de estudos encontra-se melhor desenvolvida.

#### IV.2 - Cálculo da capacidade de intersecção em nível não sinalizada

Basicamente são três as categorias em que se enquadram as intersecções desprovidas de semáforos: intersecções sem preferencial, intersecções com preferencial e praças rotatórias.

Os cruzamentos sem preferencial ocorrem quando as vias que se cruzam são relativamente de igual importância e possuem baixo volume de tráfego. Quando uma das vias sobressai em volume frente as demais, seu fluxo deverá ter prioridade na travessia da junção, diminuindo o atraso total na intersecção (muito embora aumente o das aproximações de menor volume de tráfego). As praças rotatórias permitem igual nível de prioridade e um movimento contínuo de todos os fluxos que se interceptam.

Em cada uma das categorias descritas acima de forma bastante sucinta, são necessárias análises específicas para a avaliação da capacidade e atrasos sofridos pelos veículos, constituindo assim em mais uma fonte de estudos a serem efetuados de forma a que se desenvolvam algoritmos para usos computacionais.

Caberia ainda aqui munir o algoritmo de um critério por intermédio do qual fosse possível decidir pela instalação ou não de semáforos numa intersecção.

Algumas referências sobre o assunto deste ítem poderão ser encontrados em [6] e [8].

#### IV.3 - Programa de carregamento

De posse da estrutura da rede e da capacidade de seus ramos faz-se necessário que sejam desenvolvidos algoritmos que propiciem ao usuário um carregamento completo da rede, dada a matriz origem-destino dos fluxos de suas artérias.

O caminho escolhido pelos motoristas numa determinada rede é feito baseado em critérios que deverão ser analisados pelos estudiosos do assunto: se caminho mínimo ou tempo mínimo.

São inúmeros os trabalhos publicados a respeito, notadamente no exterior (EUA, Inglaterra e França principalmente), cabendo aqui inclusive uma pesquisa bibliográfica específica.

No Brasil um método de alocação de tráfego a uma rede urbana foi desenvolvido por um grupo de estudos do Metrô de São Paulo (\*), que sem dúvida pode se constituir em um núcleo para con

---

(\*) Aplicação do Método "Capacidade Restritiva" para Alocação de Tráfego a uma Rede Urbana - Grupo de estudos do Metrô de São Paulo sob a coordenação do Eng<sup>o</sup> Roberto Salvador Scaringella - Engenharia Municipal - Dezembro de 1972.

tatos iniciais aos interessados no assunto.

## BIBLIOGRAFIA

- [1] FRANÇA, P. : "Coordenação de Semáforos I" - Tese de Mestrado Universidade Estadual de Campinas. Publicação interna, /74, FEC-UNICAMP, Campinas, 1974.
- [2] ALBUQUERQUE, R. : "Coordenação de Semáforos II" - Tese de Mestrado - Universidade Estadual de Campinas. Publicação interna, /74, FEC-UNICAMP, Campinas, 1974
- [3] WEBSTER, F.V. : Traffic Signal Settings, Road Research Laboratory (R.R.L.), London, 1958.
- [4] FERNANDES, J., FRANÇA, P., ALBUQUERQUE, R., SOARES, S., : "Conceitos Básicos em Tráfego Urbano" . Publicação interna, 6/74, FEC-UNICAMP, Campinas, 1974.
- [5] HOLROYD Joyce and D.I. ROBERTSON : Strategies for area traffic control system: present and future. Department of the Environment, Crowthorne (R.R.L.) 1972.
- [6] HIGHWAY CAPACITY MANUAL : Highway Research Board (H.R.B.), Washington, D.C., 1965.
- [7] WEBSTER F.V. and B.M. COBBE : Traffic signals. Ministry of Transport Road Research Technical Paper n° 56. London, 1966
- [8] WOHL & MARTIN : Traffic System Analysis ; McGraw-Hill, New York, 1967.
- [9] AUTHIÉ, G. : "Realisation d'un simulateur hybride de trafic urbain et son utilisation pour les methodes de conduite du trafic a cycle fixe". These de Docteur-Ingénieur - Université P. Sabatier, Toulouse 1971.