LINGUAGEM DE DESCRIÇÃO DE ROTINAS:

PARTE DE CONTROLE

Carlos Flores Cunha

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DA COORDENAÇÃO DOS PROGRAMAS DE PÓS-GRADUAÇÃO DE ENGENHARIA DA UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE MESTRE EM CIÊNCIAS (M. Sc.)

Aprovada por:

Paulo Augusto Silva Veloso
(Presidente)

Sueli Mendes dos Santos

Carlos José Pereira de Lucena

RIO DE JANEIRO, RJ - BRASIL
FEVEREIRO DE 1979

CUNHA, CARLOS FLORES
Linguagem de Descrição de Rotinas: Parte de Controle [Rio de Janeiro] 1979.
ix, 62 p. 29,7cm (COPPE-UFRJ, M.Sc., Engenharia de Sistemas e Computação, 1979)

Tese - Univ. Fed. Rio de Janeiro. Fac. Engenharia

1. Linguagens de Programação I. COPPE/UFRJ II. Título (série)

Carlos Flores Cunha
Rua Ronald de Carvalho 292 ap.902
22021 Rio de Janeiro
Tel. (021) 257-2336

DEDICATÓRIA:

Aos que sentem,

têm esperanças

e lutam.

AGRADECIMENTOS :

Carlos Alberto da S. Franco

Guilherme Chagas Rodrigues

José Carlos Garcia da Costa

Paulo Augusto Silva Veloso

Walter Dominguez

e CELIA ABICALIL BELMIRO

SINOPSE:

Iniciamos este trabalho abordando tabelas de decisões nas possibilidades e vantagens de seu uso, sua importância como recurso técnico e linguagem.

Deste ponto, partimos para a elaboração de sintaxes, objetivando um melhor aproveitamento de tabelas de decisões em programação e descrição de rotinas.

Uma linguagem de programação pode se estruturar em três áreas : especifica - ções, controle, operações. Centramo-nos na área de controle, destacando dois estágios de sua estrutura sintática : o primeiro, relação entre os componentes, em que se definem sete sintaxes - básica, reduzida, com preâmbulo, ações paralelas, transições paralelas, ações não-determinísticas, transições não-determinísticas. No segundo estágio, são detalhados os componentes do primeiro estágio, incluindo as definições sintáticas de tabelas de decisões com entrada limitada e entrada mista.

A linguagem básica é extensamente trabalhada, servindo de suporte às outras. Fazem parte de seu estudo o processamento de uma tabela, suas propriedades e alguns aspectos que podem ser vistos em uma estrutura de controle. Das demais linguagems serão descritas somente os elementos que dão o traço específico a cada uma.

Preocupamo-nos em levantar, ainda, um material bibliográfico atinente a tabela de decisões (Anexo B).

ABSTRACT:

We browse the possibilities and advantagens of the usage of decision tables, their importance as a technical tool and as a language.

The kernel of this work is the suggestion of languages for programming and description of routines using tables.

We view a programming language as composed of specifications, control and operations and we only deal with the control area, emphasizing its syntactical structure on two levels. The one, relationships among components, where seven syntaxes are outlined - basic, reduced, with preamble, parallel actions, parallel transitions, nondeterministic actions, nondeterministic transitions. The other, component description, describes limited-entry and mixed-entry decision tables syntactics.

The basic language is widely dealt with, standing as a support for all the others. Table processing, its characteristic, and some aspects which can be examined within a control structure are part of its study. For the other languages, only the elements wich would provide their specific features are described.

"Anexo B" contains a bibliography on decision tables.

Índice:

1 - Introdução

Há mais de duas décadas, o uso de tabelas de decisões tem sido bastante difundido no desenvolvimento e documentação de programas, existindo uma vasta bibliografia sobre o assunto (ver levantamento bibliográfico Anexo B). Quanto mais complexo for o programa, quanto mais crescer a quantidade de decisões envolvidas em uma lógica complexa, mais benefícios serão encontrados no emprego de tabelas de decisões [FISHER 66 , CANNING 72, METZNER 77].

Em [FISHER 66] é citada a dificuldade que a IBM teve, em 1958, para definir um problema extremamente complexo de manutenção de arquivo. Foram gastos, sem sucesso, quase sete homens-ano tentanto definir o problema, usando fluxogramas e narrativas. Com o emprego de tabelas de decisões, conseguiram definir o problema com doze homens-semana. Fisher acredita que, apenas com o uso de fluxogramas e narrativas, mesmo não havendo limitação de tempo, não disporiam de meios suficientes para chegar a definir o problema. Somente com o emprego de tabelas de decisões, passaram a possuir recursos capazes de fazer esta definição.

Em [DEAN 71] aparece o resultado de um estudo feito na Inglaterra envolvendo cinco instalações de processamento de dados. Nesta experiência, mediu-se o tempo de produção de aproximadamente noventa programas, nos quais se utilizou a técnica de tabelas de decisões. Comparou-se este tempo com o que seria gasto com as formas de programção normalmente utilizadas nestas instalações. A relação entre estes tempos mostrou que o uso de tabelas de decisões provocou um aumento da produtividade na faixa de 180% a 350%.

No início da década de 60, pessoas envolvidas em grandes projetos de programação, [CENSUS 64] por exemplo, acreditaram que tabelas de decisões tinham surgido como uma grande solução para formalizar as informações entre administradores e analistas, entre analistas e programadores e como uma técnica muito potente para desenvolver e documentar programas.

Contrariamente ao previsto, a sua utilização não é tão ampla por parte dos que estão ligados a processamento de dados.

Diversos fatores parecem ter influido na maior ou menor aceitação do emprego de tabelas de decisões. [WEGNER 78] se refere à reação ao emprego efetivo de novas linguagens. Quando Fortran e Cobol apareceram, encontraram uma grande área vazia e sedenta de um melhor instrumental de programação. Como não tinham concorrência por parte de outras linguagens, sua difusão foi muito ampla e rápida, ocupando todos os espaços possíveis. Mesmo não satisfazendo plenamente, eram utilizadas por serem os recursos disponíveis.

Até hoje, esta tensão permanece. Apesar do assédio constante que sofrem cada vez mais pelo desenvolvimento contínuo de novas e potentes linguagens, a maioria dos programas estão e continuam sendo escritos em Fortran e Cobol.

Outra situação que vem dificultando a popularização do uso de tabelas das decisões é o seu emprego, até por parte de seus defensores maiores, apenas como um meio auxiliar de elaboração de programas : primeiro devem ser construidas as tabelas de decisões e, a partir daí, codificar os programas. Portanto, estão dando às tabelas de decisões o mesmo papel que tem os diagramas de blocos. Em [POOCH 74] por exemplo, existe uma boa comparação entre tabelas de decisões e diagramas de blocos.

Foram desenvolvidas diversas linguagens que usam tabelas de decisões e, em todas elas, a linguagem inicial é traduzida para alguma linguagem de programação já existente, geralmente Cobol ou Fortran, havendo também traduções para Algol, PL/1, Basic e Lisp (ver Anexo T). Nenhuma destas linguagens existe como linguagem independente, persistindo o conceito de tabelas de decisões como uma forma gráfica auxiliar para a construção de programas, função de diagrama de blocos ainda. A diferença se faz, agora, na conversão automática para uma linguagem de programação. Um inconveniente de utilizar linguagens com estas características é a necessidade de dominar duas linguagens: a linguagem

que usa tabelas e aquela em que a primeira é traduzida. Outro inconveniente é a necessidade de dupla tradução, havendo em cada uma delas uma análise e geração de novo código. Consequentemente, os erros que porventura ocorrerem na criação do programa original, só poderão ser detectados em duas fases, cada uma analisando um conjunto diferente de erros e sendo elas obrigatóriamente consecutivas.

O objetivo a que nos propomos neste trabalho é definir concretamente uma linguagem para o uso de tabelas, sem necessidade de conversões para outra linguagem de processamento de dados.

Para tal, foi desenvolvido um conjunto de sintaxes com uma preocupação eminentemente prática, visando faciliar e simplificar as tarefas desenvolvidas pelos profissionais que atuam em análise e programação.

As sintaxes, aqui propostas, também podem ser empregadas em qualquer tipo de rotina, estando incluido como rotina qualquer conjunto de ações que devam ser executadas segundo alguma organização.

Esperamos que as sintaxes apresentadas sejam úteis não apenas para as pessoas diretamente ligadas a processamento de dados, mas a todas que, de uma maneira ou outra, tenham algum benefício com a utilização de tabelas de decisões.

2 - Divisões

Existem várias formas de descrever rotinas.
Conseguimos identificar, nelas, três áreas :

- especificações - descrevem as características dos recursos disponíveis,
- operações - dividem-se em dois tipos :
  - 1º) condições - indicações do que deve ser avaliado, só admitindo como respostas sim ou não,
  - 2º) ações - indicam o que deve ser executado,
- controle - é a parte que indica qual caminho que a rotina deve seguir.

As linguagens para descrição de rotinas devem ser construídas em partes separadas, obedecendo esta divisão. Teremos, assim, muito maior flexibilidade no uso destas linguagens. Quando alguém quiser descrever uma rotina escolherá, de cada uma das três partes, qual é a que é mais adequada para seu caso. Atualmente, já se faz algo parecido tendendo , todavia, para uma complexidade desnecessária.

Para ter acesso a um banco de dados, utilizando uma linguagem de programação já existente, uma solução frequentemente empregada é a feitura de um programa híbrido, com instruções em duas linguagens, sendo uma específica para o banco de dados. O programa assim construído é passado por dois compiladores (ou por um pré-processador e um compilador, se preferirem). Assim, o primeiro separa e processa apenas suas instruções, gerando, a partir delas, instruções, sub-rotinas e "macros" dentro da sintaxe da segunda linguagem, escondendo suas próprias instruções na forma de comentário. Depois disto, este programa é passado para o segundo compilador.

Este processo se origina do fato de que a linguagem base (a segunda) foi construída como um bloco indivisível, isto é, já estão definidas suas

partes de especificações de dados, operações e de controle, como um todo. Como sua parte de especificação não é adequada para lidar com banco de dados, mascaram-se partes da linguagem e acrescentam-se outras. A partir daí, faz-se a ligação com outra linguagem que tem uma parte forte em especificações de dados, mas é fraca em operações e controle. Desta forma, uma série de artifícios são utilizados para "enganar" o compilador da linguagem base.

Supondo cada parte separada, não haveria necessidade de todo este esforço e cada um teria sintaxes bem mais simples e, consequentemente, compiladores menos complexos. Inegavelmente, os benefícios que se descortinariam seriam imensos. Optando pelo seu uso, cada vez que alguém precisar alterar alguma linguagem existente, bastará trabalhar as partes envolvidas, não precisando lidar com linguagens completas e fechadas. Com a construção de apenas um componente alternativo os usuários da linguagem passarão a dispor de um instrumental flexível e adaptável às situações-problema.

A seguir, deter-nos-emos mais detalhadamente no setor de controle, já que é nele que se concretizará toda uma sintaxe decorrente do uso de tabelas de decisões. Esta relação direta controle x tabelas de decisões cria uma estrutura completamente independente, que pode ser aplicada em qualquer área onde seja vantajoso o uso de tabelas de decisões.

3 - Controle

Descrever uma rotina é, basicamente, construir um gráfico que indique em que sequência e segundo quais condições determinadas ações devem ser executadas. Em programação, forma de rotina que já foi mais estudada , alguns defendem a idéia de que é desnecessário, ou até mesmo prejudicial, fazer explicitamente algum desenho; que o programa deve ser, logo de início, escrito em uma forma compilável ou algo parecido, seguindo ou não determinadas construções básicas. De qualquer forma, sempre existe uma construção gráfica, mesmo implícita, que descreve a sequência a seguir.

Um fato que afeta bastante o ato de programar está na própria construção de um programa - definição de uma sequência não-linear de ações - já que as linguagens disponíveis são lineares. A solução encontrada é seccionar trechos lineares do programa e colocá-los uns após os outros. Para não haver confusão no que deve ser executado, é criado uma série de parênteses, separadores e desvios (begin...end, if...else..., while ...do..., for... until..., goto... etc.).

Quando construímos um diagrama de blocos não há necessidade de separadores, por ser ele uma forma não linear de representar programas. Quanto mais a parte de controle de uma linguagem se aproximar de um gráfico , mais direta e imediata será sua compreensão e menor será a necessidade de parênteses e separadores.

Para introduzir a área de controle sugerida, vejamos a Figura 1, que é o exemplo 5 de [KNUTH 74]. É um algorítmo de inserção em árvore binária, sendo A [i] um nó, L [i] um apontador para o nó da sub-árvore esquerda e R [i] apontador para a sub-árvore direira. É suposto que será sempre feita uma inserção, isto é, o valor a ser inserido não está presente na árvore. Inicialmente, j indica a primeira posição vazia em A e i indica o nó da árvore.

Uma possível forma gráfica bidimensional é o diagrama de blocos da Figura 2. Precisamos desenvolver linguagens que sejam capazes de descrever este comportamento não-linear tanto para ser utilizado em programação como para descrever rotinas em geral. É exatamente este o ponto central do nosso trabalho, que buscamos atingir com as diversas sintaxes propos

tas para a parte de controle.

A Figura 3 é uma representação da rotina anterior, usando uma das sintaxes propostas.

Na Figura 4, temos um detalhamento da Figura 3, estando separadas as áreas de controle e de operações. A parte referente a controle não possui nenhuma palavra-chave em inglês (if,then,goto,else,begin,end etc.), ou em qualquer outro idioma. Podemos identificar, ainda, três componentes de controle, nesta tabela :

- identificação - que dá a forma de se fazer referência a este ponto da rotina;
- regras - definem possíveis conjuntos de respostas, baseados na avaliação das condições. Foi adotada a seguinte convenção: 1 (um) = sim; 0 (zero) = não; - (traço) = irrelevante;
- transições - é a parte que indica qual a próxima tabela que deve ser executada.

Na área de operações encontramos dois componentes :

- condições e
- ações.

Retornando à Figura 3, entendemos, então, que ela deve ser compreendida da seguinte forma : na parte da rotina chamada compare existem as condições A [i] $<$ x, L [i] =0 e R [i] =0. Se a avaliação destas condições apresentar, respectivamente : sim, sim e qualquer valor (a terceira condição avaliada como sim ou não), será executada a ação L [i] := j e depois o controle passará para o ponto com nome de insert. Se a avaliação for sim, não, qualquer valor será executada a ação i := L [i] e irá para compare. E, assim, dependendo das condições, a regra indicará qual o conjunto de ações que deve ser executado e qual transição determina a tabela seguinte. No ponto chamado insert não existe nenhuma condição, não existindo, portanto, nenhuma regra. Serão executadas as ações correspondentes e seguirá para fim que, neste exemplo, foi escolhido para indicar o final da rotina.

```
compare :

if   A [i] < x
then if  L [i] ≠ 0
  then  i:= L[i]; go to    compare;
  else   L[i]:=j; go to   insert fi;
else if   R[i] ≠ 0
   then  i:=R[i]; go to   compare;
  else  R [i]:=j; go to  insert fi;
fi;
insert : A[j]:=x;
L [j]:=0; R[j]=0; j :=j+1;
```

Obs : O símbolo fi é usado como limitador do if.

Figura 1

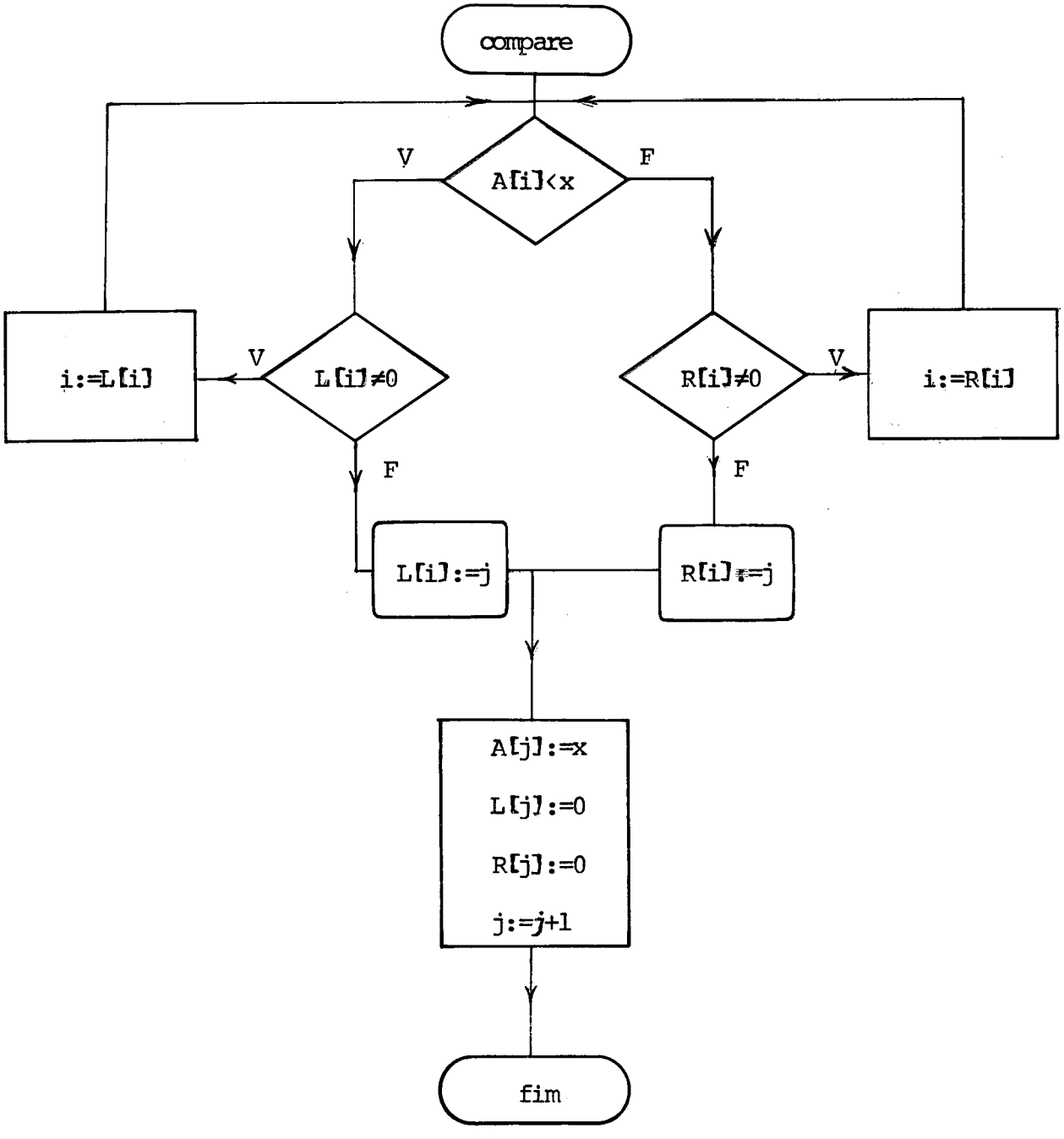


Figura 2

```
# compare  :  A[i] < x . L[i] =0 . R[i] =0
         :     1        1         -       * insert  * L[i] := j
         :     1        0         -       * compare * i  := L[i]
         :     0        -         1       * insert  * R[i]:= j
         :     0        -         0       * compare * i := R[i]    &

# insert              * fim *     A[j]  := x;
                                  L[j]  :=0; R[j]  :=0; j  := j+1 &
```

Figura 3

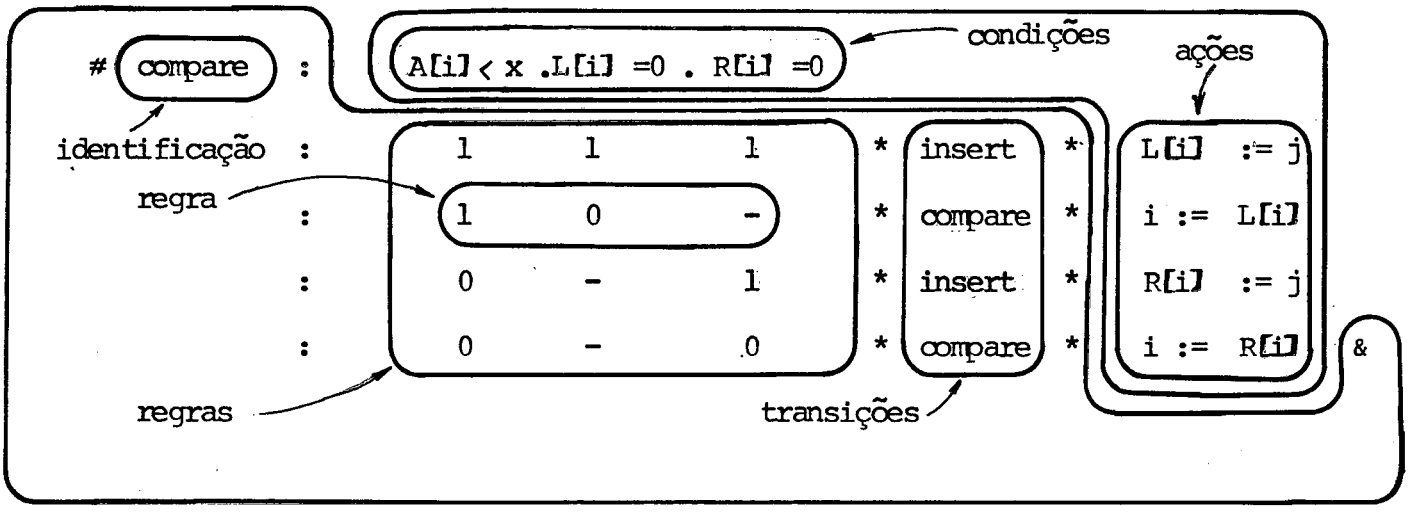


Figura 4

4 - Sintaxes

Chegamos, aqui, ao núcleo deste trabalho: definir linguagens para área de controle usando tabelas de decisões. Para tanto, apresentaremos diversas sintaxes com diferentes capacidades de descrever rotinas, quais sejam: lidar com tabelas de entrada limitada ou entrada mista; ter ou não um número reduzido de símbolos; aceitar ou não ações paralelas, transições paralelas, ações não-determinísticas e transições não-determinísticas; poder ainda ter preâmbulo e nele ser aceito paralelismo ou não-determinismo. Com todas as combinações destas características, obteríamos várias centenas de linguagens. Aqui especificamos um reduzido número delas, sete sintaxes, das quais sugerimos a implantação de apenas cinco.

A primeira sintaxe já é constituída de todas as características e vantagens necessárias para utilizar tabelas de decisões. Contudo, aqui a situamos apenas como linguagem básica inicial na compreensão e detalhamento das outras linguagens. A segunda sintaxe funciona como meio para uma breve discussão sobre o número de símbolos utilizados. Na definição das linguagens, são fornecidos diversos componentes sintáticos que, combinados, criam linguagens com características adequadas a seu universo de atuação. Entendemos que a sequência de sintaxes de 3 a 7, por nós apresentada, atende ao nosso objetivo de obter gradualmente linguagens mais potentes.

Para cada combinação de fatores que caracterizam a potência de uma linguagem, serão apresentadas, na realidade, duas linguagens: uma mais formal (que chamamos de linguagem-padrão) e outra para ser realmente implantada e utilizada (linguagem completa). A linguagem-padrão é descrita por uma sintaxe-padrão que define todas as sequências corretas de símbolos. A linguagem-completa, descrita por uma sintaxe completa, é formada por todas as possíveis sequências de símbolos, corretas ou não. Esta sintaxe descreve os casos que serão aceitos fora da sintaxe-padrão e qual a forma de serem aceitos. Indica, também, como será analisado o resto da rotina quando aparecer uma sequência não-aceita (erro). Quando alguém escrecer uma rotina, utilizará sempre a sintaxe completa mas, quando fizer alguma consulta, terá acesso à rotina escrita segundo a sintaxe-padrão.

As linguagens apresentadas são todas de formato livre, vale dizer, não é necessário alinhar as tabelas, só interessando a sequência correta. Porém, quando uma tabela for consultada, aparecerá sempre alinhada.

Na estruturação das sete sintaxes concorrem seis componentes: 1 - comentários, 2 - identificação, 3 - condições, 4 - regra, 5 - transição, 6 - ações, que são separados por dois a nove símbolos diferentes, de acordo com as características da linguagem definida. O mesmo símbolo precederá sempre cada componente em cada sintaxe. A Figura 5 mostra esta correspondência nas sintaxes de número 3 a 7.

A ordenação destes componentes e símbolos é realizada em forma de máquinas sequenciais. Estas máquinas estão divididas em dois níveis. No primeiro nível, os estados são os seis componentes da linguagem, encarados como sub-máquinas e o alfabeto de entrada é o conjunto de símbolos que separam estes componentes. A Figura 6 é o resumo das sete linguagens com suas características, número de símbolos utilizados e quantidade de estados.

No segundo nível, detalhamos identificação, regra e transição que pertencem à área de controle. Fazemos também referências a condições e ações, meras sugestões a quem estudar a área de operações.

As máquinas sequenciais serão descritas,aqui, através de diagramas de transições e tabelas de transições. Utilizaremos tabelas de transições para descrever o primeiro nível de todas as sintaxes e diagramas de transições para o segundo nível. À guisa de comparação, apresentaremos diagramas e tabelas de transições, no primeiro nível da primeira sintaxe.

Descreveremos inicialmente, a sintaxe básica (sintaxe número 1). Quanto às outras sintaxes, trabalharemos somente suas diferenças em relação à primeira e só a elas faremos referências.

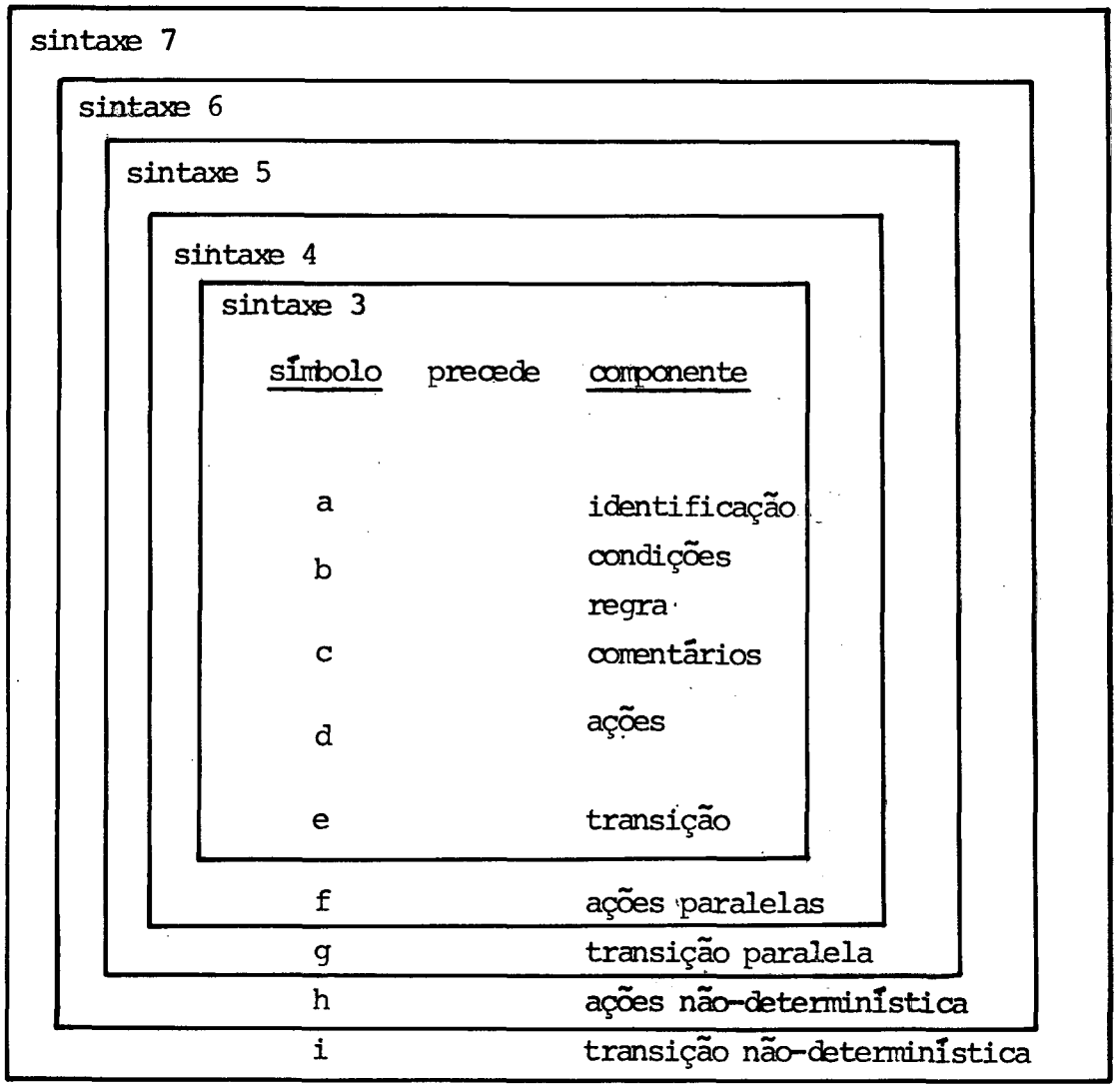

sintaxe 7
sintaxe 6
sintaxe 5
sintaxe 4
sintaxe 3
símbolo
precede
componente
a
identificação
b
condições
regra
c
comentários
d
ações
e
transição
f
ações paralelas
g
transição paralela
h
ações não-determinística
i
transição não-determinística

Figura 5

linguagem	número de símbolos	quantidade de estados	características das linguagens						
			preâmbulo	paralelismo			não-determinismo		
				preâmbulo	ação	transição	preâmbulo	ação	transição
1	4	8							
2	2	8							
3	5	9	X						
4	6	12	X	X	X				
5	7	18	X	X	X	X			
6	8	23	X	X	X	X	X	X	
7	9	31	X	X	X	X	X	X	X

Figura 6

5 - Linguagem número 1 - Linguagem básica

5.1 - Processamento de uma tabela

Quando uma rotina alcança uma tabela, são avaliadas as condições e criada uma lista com uma quantidade de elementos igual ao número de condições. Esta lista é constituída por uma sequência de três símbolos:

1 (um), quando a resposta da condição for sim,
0 (zero), quando a resposta da condição correspondente for não,
- (traço), quando, por alguma razão, não for possível avaliar a condição correspondente (quando um elemento de um vetor estiver fora de seus limites, divisão por zero etc.).

Ao dispormos desta lista de avaliações, partiremos para a determinação da regra que a prevê. Será, então, executada a parte de ações que corresponde a esta regra e, após a conclusão da execução das ações, a rotina segue para a tabela que está indicada em transição.

5.2 - Determinação da regra a partir da avaliação das condições

Uma regra tem o mesmo número de elementos que a lista de condições e os mesmos símbolos que a avaliação desta lista, porém com um significado um pouco diferente :

1 (um), condição avaliada como sim,
0 (zero), quando a resposta da condição for não,
- (traço), condição que não precisa ser avaliada e, portanto, qualquer resposta é aceita.

Uma lista de avaliações de condições determina uma regra, na medida em que para cada símbolo 1 (um), nesta lista, a regra possua o símbolo 1 (um) ou - (traço) na posição correspondente; para cada símbolo 0 (zero) a regra possua 0 (zero) ou - (traço); para cada símbolo - (traço) a regra tenha o símbolo - (traço).

5.3 - Determinação das ações e transição

Para cada regra existe apenas um conjunto de ações e uma transição, que são os que aparecem imediatamente após a regra. Porém, várias re-

gras podem determinar um mesmo conjunto de ações e uma mesma transição.

5.4 - Exemplo de processamento de uma tabela :

```
#  t2  :  c1  .  c2
       :  1      -
       :  -      1     * t1 *   a1
       :  0      0     * t2 *   a2      &
```

onde c_1 e c_2 são condições, a_1 e a_2 são sequências de ações e t_1 e t_2 são identificadores de tabelas. Se estiver sendo executada uma rotina e ela chegar à tabela t_2, a primeira coisa a ser feita é a avaliação das condições c_1 e c_2. O próximo passo dependerá da avaliação destas duas condições. Vejamos algumas possíveis avaliações :

a) - condições c_1 e c_2 avaliadas como 00 (a resposta a c_1 foi não e a c_2 também foi não) : esta avaliação determina a terceira regra (00), que aponta para as ações a_2 e transição t_2. O próximo passo, então, é a execução das ações a_2 e, depois, a rotina segue para a tabela indicada. No caso, a transição é t_2, isto é, no exemplo apresentado, volta a processar a mesma tabela;

b) - condições c_1 e c_2 avaliadas como 01 : será determinada a segunda regra (-1). Serão executadas as ações a_1 e depois a rotina seguirá para a tabela t_1;

c) - condições c_1 e c_2 avaliadas como 10 : será determinada a primeira regra (1-). Serão executadas as ações a_1 e depois a rotina seguirá para a tabela t_1 (notar que a primeira e a segunda regra estão associadas às mesmas ações e à mesma transição);

d) - condições c_1 e c_2 avaliadas como 1- (condição c_1 avaliada como sim e não foi possível avaliar a condição c_2) : será determinada a primeira regra (1-);

e) - condições c_1 e c_2 avaliadas como -0 (não foi possível avaliar a condição c_1 e a c_2 foi avaliada como não) : este caso é indicado como erro, pois não é possível associar esta avaliação a nenhuma regra desta tabela.

5.5 - Tabela sem condições e regras

Se, em uma tabela, não houver os componentes condições e regras, teremos somente um conjunto de ações e uma transição. Neste caso, não há o que avaliar ou decidir e, naturalmente, as ações serão executadas e a rotina segue para a transição indicada.

5.6 - Propriedades das tabelas :

5.6.1 - Uma tabela tem que ser completa

Toda possível lista de avaliações das condições que possua apenas os símbolos 0 e 1 tem que determinar, pelo menos, uma regra. Quando for impossível ocorrer alguma combinação de avaliação, é preciso que fique explícito. Exemplo :

# t	: a<2	. a>4			
	: 1	1	*	*	
	: 1	0	* t_1	*	a_2
	: 0	1	* t_2	*	a_4
	: 0	0	* t_3	*	a_6 &

Como é impossível uma avaliação 11 para as condições desta tabela (não existe nenhum valor para a que satisfaça as condições de ser menor que dois e maior que quatro), esta regra fica associada a uma transição vazia, quer dizer, a transição não indica nenhuma tabela para onde a rotina deve seguir. Neste caso, o resultado de uma avaliação jamais poderá determinar esta regra. Havendo a indicação desta regra durante o processamento da tabela, o resultado será imprevisível.

5.6.2 - Uma tabela não pode ter regras incompatíveis

A avaliação das condições de uma tabela não pode determinar mais de uma regra que corresponda a conjuntos de ações ou transições diferentes. Não existe incompatibilidade entre duas regras se uma delas estiver associada a uma transição vazia.

5.6.3 - As regras podem ser redundantes

Uma avaliação de condições pode determinar mais de uma regra, desde que estas regras estejam associadas ao mesmo conjunto de ações e mesma transição.

5.6.4 - A ordem das regras é irrelevante

As regras podem ser trocadas livremente, desde que continuem associadas aos conjuntos de ações e transições iniciais.

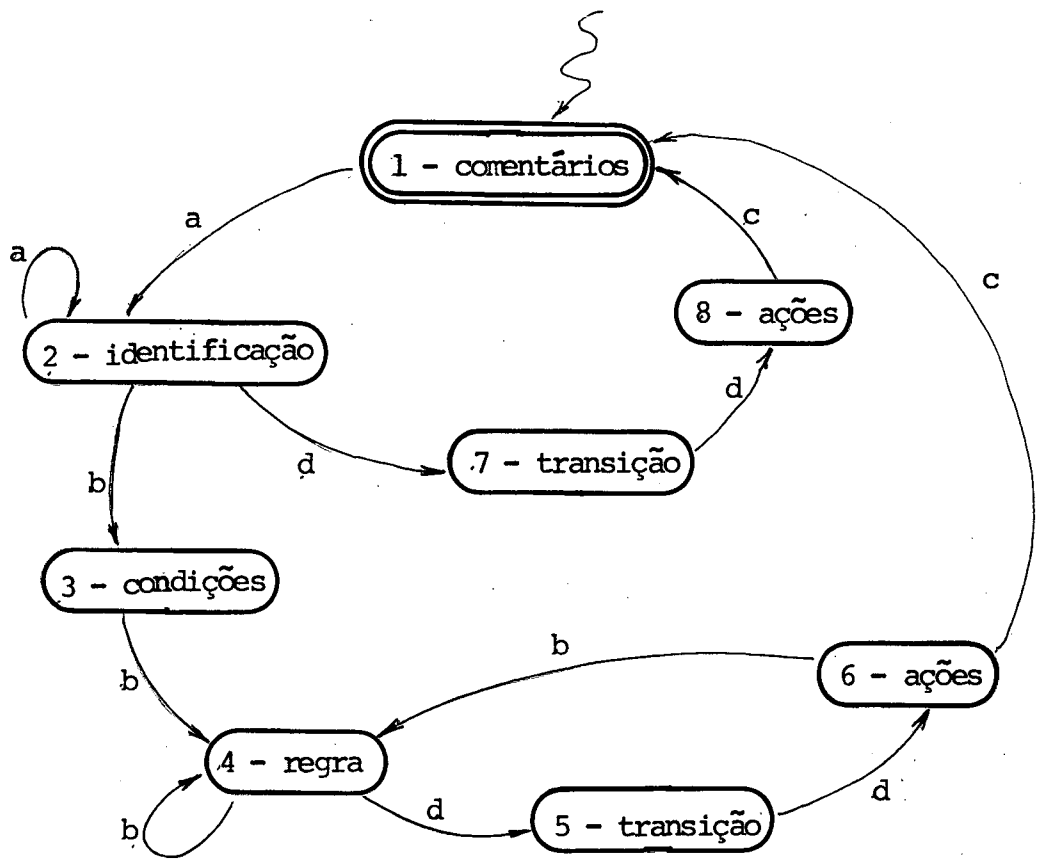
5.6.5 - A ordem das condições é irrelevante

As colunas de uma tabela podem ser trocadas sem alterar seu significado. Vale dizer, se forem trocadas as posições de duas condições e na sequência de símbolos de cada regra a ordem sofrer idêntica alteração, a tabela resultante é equivalente à anterior .

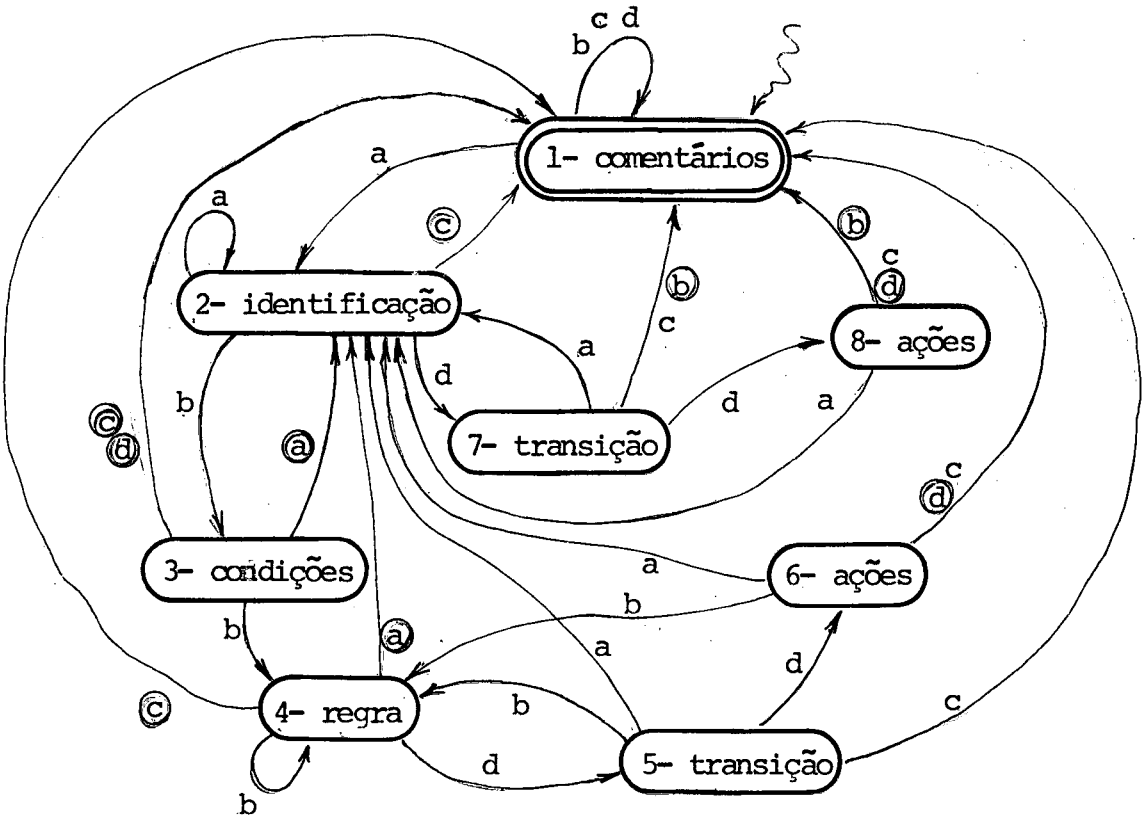
6 - Estrutura sintática da linguagem número 1

6.1 - Relação entre os componentes (primeiro nível):

6.1.1 - Sintaxe-padrão (diagrama de transições)



6.1.2 - Sintaxe completa (diagrama de transições)



6.1.3 - Sintaxe-padrão (tabela de transições)

		símbolos de entrada				
		a	b	c	d	
estados	1	2				comentários
	2	2	3		7	identificação
	3		4			condições
	4		4		5	regra
	5				6	transição
	6		4	1		ações
	7				8	transição
	8			1		ações

6.1.4 - Sintaxe completa (tabela de transições)

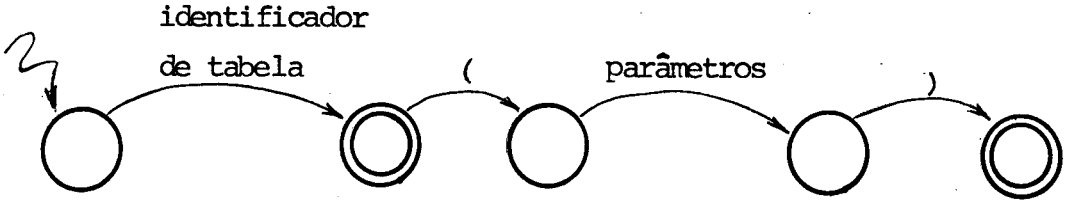
		símbolos de entrada			
		a	b	c	d
estados	1	2	1	1	1
	2	2	3	(1)	7
	3	(2)	4	(1)	(1)
	4	(2)	4	(1)	5
	5	2	4	1	6
	6	2	4	1	(1)
	7	2	(1)	1	8
	8	2	(1)	1	(1)

6.2 - Definição de componentes (segundo nível) :

6.2.1 - comentários

Qualquer sequência de caracteres não contendo símbolo a .
Não apresentam, igualmente, significado definido para área de controle.

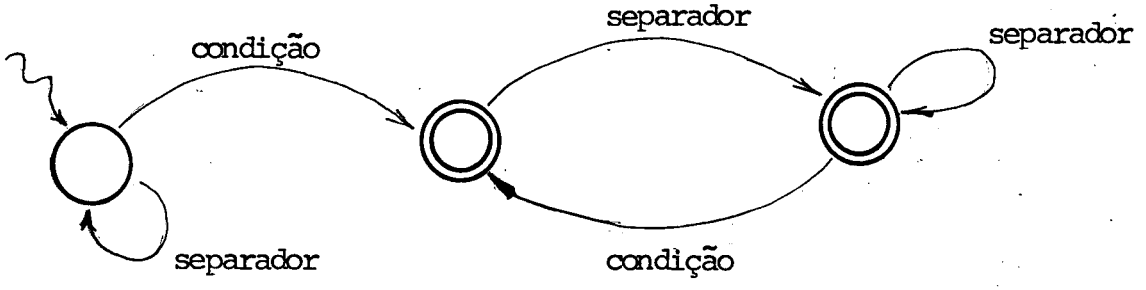
6.2.2 - identificação



6.2.3 - parâmetros

A ser definido na área de operações.

6.2.4 - condições

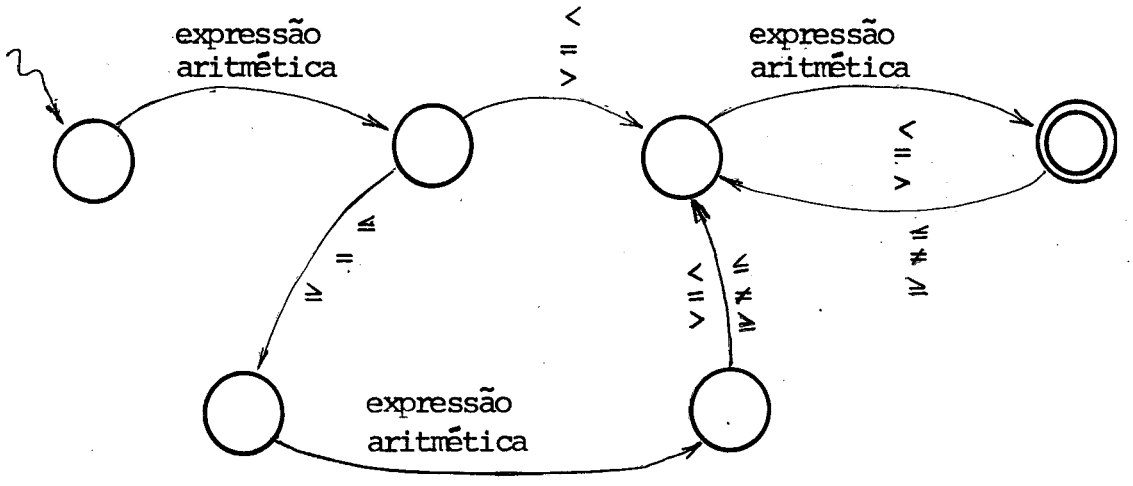


6.2.5 - condição

Qualquer afirmativa ou pergunta que possa ter como resposta sim ou não, não admitindo nenhuma outra. A sintaxe de condição deve ser definida junto com a sintaxe de ações (área de operações).

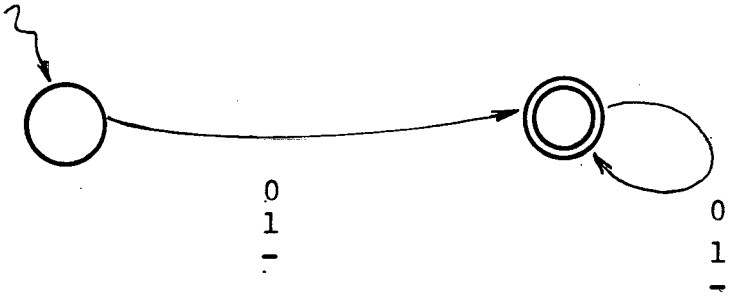
Será aqui apresentada, como sugestão inicial, um caso particular que trata de relações de expressões aritméticas.

6.2.6 - relação



6.2.7 - regra

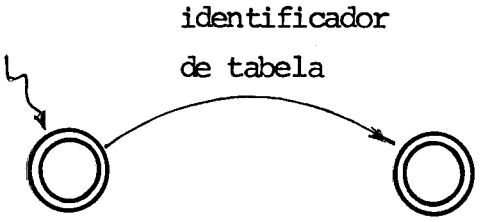
A quantidade de símbolos de uma regra tem que ser igual ao número de condições da mesma tabela.



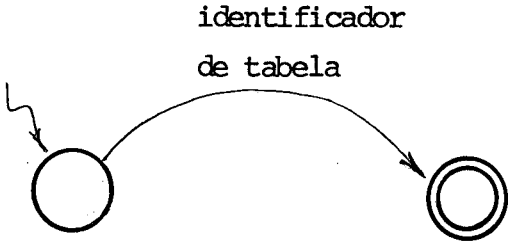
6.2.8 - transição

Existem duas sintaxes diferentes para transição : uma para transição em tabela com condições, outra para transição em tabela que não possua condições.

6.2.9 - transição em tabela com condições

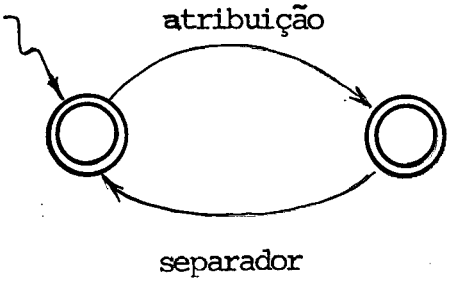


6.2.10 - transição em tabela sem condições

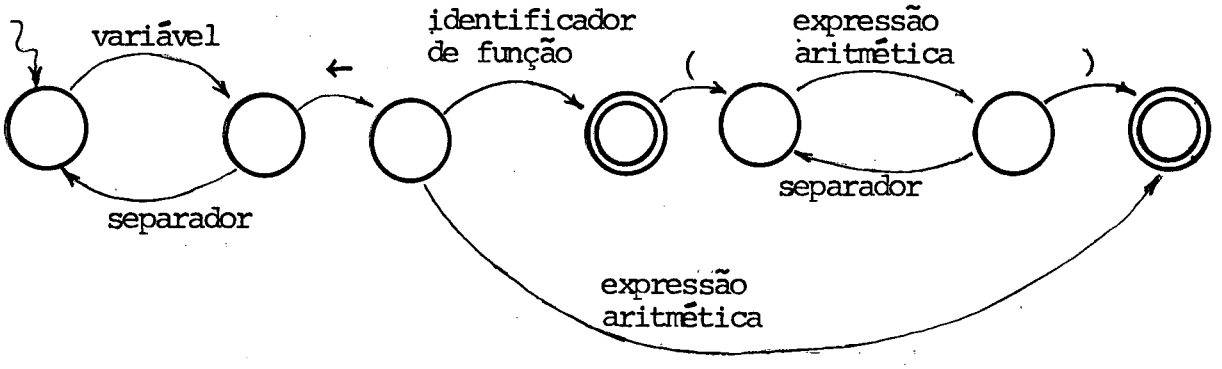


6.2.11 - ações

Não está dentro do objetivo deste trabalho definir alguma sintaxe para ações, posto que deverá haver uma adequação entre aplicação e linguagem de operações. Mesmo assim, apresentaremos uma sugestão que pode ser utilizada em rotinas de processamento de dados. Nesta sintaxe, as entradas e saídas também são encaradas como atribuição.



6.2.12 - atribuição



6.3 - Exemplo (pesquisa em tabela)

Um tipo de rotina frequentemente usado em programação é a busca em tabela ou em arquivo, em que alguma sequência deve ser pesquisada. É muito comum esta pesquisa ter um tratamento semelhante ao da Figura 7, onde existe uma repetição que incrementa um índice ou atualiza um apontador e, a cada vez, testa se foi encontrada a chave desejada e se a tabela ou arquivo já foi esgotado. Mesmo quando a rotina abandona esta repetição, ainda é necessário fazer um novo teste para saber o que levou a abandoná-la. Se um compilador trabalhar com algum grau de otimização, esta rotina gera algo equivalente ao diagrama de blocos da Figura 8. Todavia, não é raro compiladores que geram rotinas equivalentes à Figura 9. A tradução da rotina da Figura 7 para a linguagem proposta é representada na Figura 10. Se, a partir do formato de tabelas, fosse necessário sequencializar os testes alí existentes, utilizando um algorítmo para linearizar tabelas de decisões, chegaríamos ao diagrama de blocos da Figura 11, que é menor e tem execução mais rápida que as duas opções apresentadas.

```
while i<n and a[i]≠ x do i := i+1 ;
if a [i] = x then achou
          else não achou
```

Figura 7

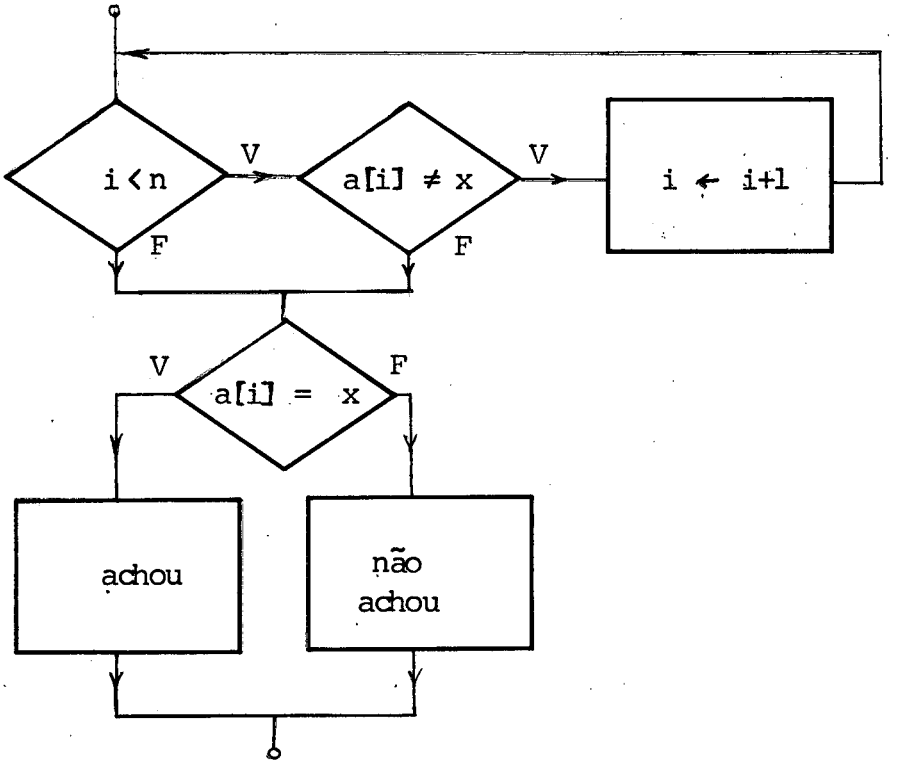


Figura 8

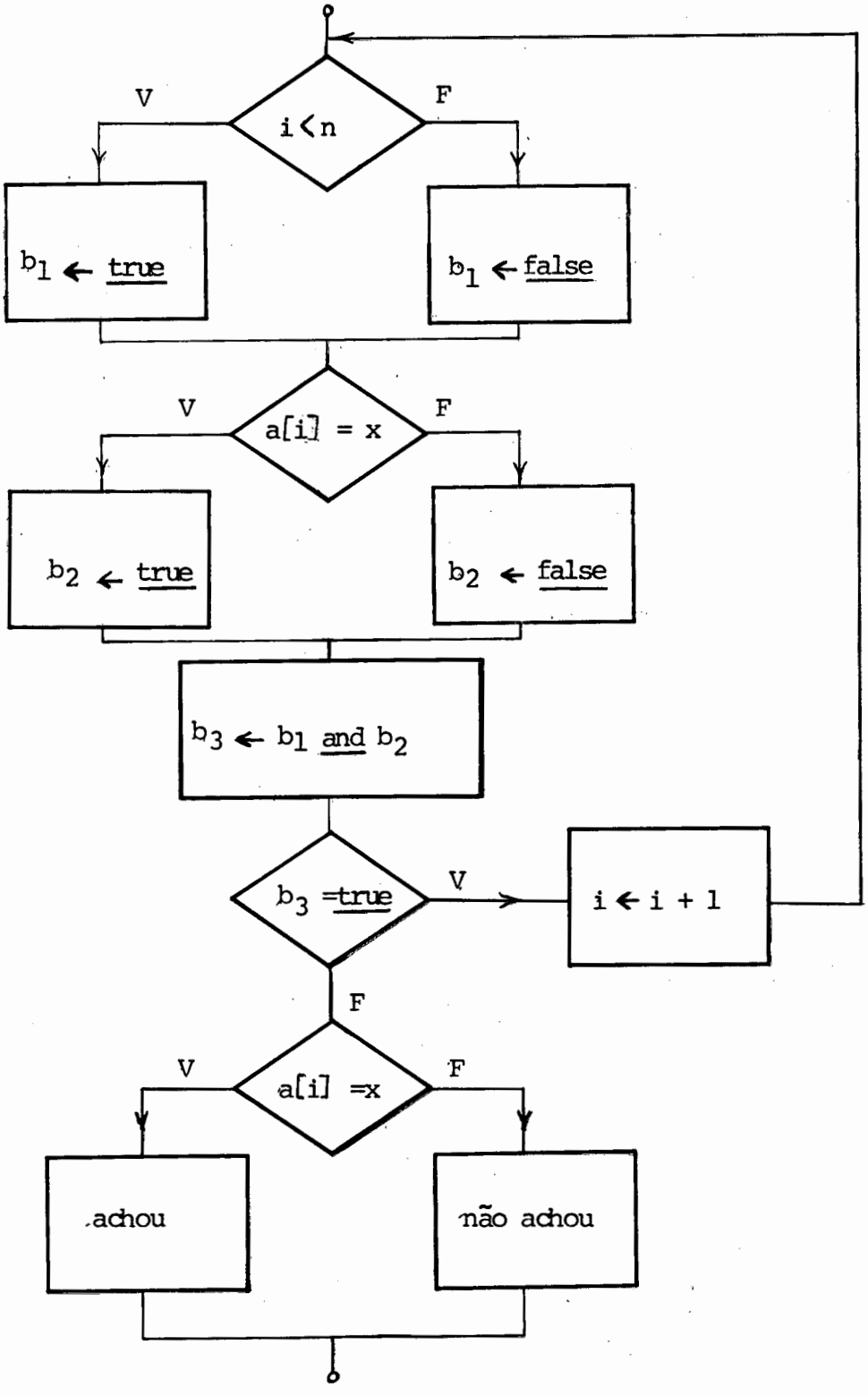

i < n
V
F
b1 ← true
b1 ← false
a[i] = x
V
F
b2 ← true
b2 ← false
b3 ← b1 and b2
b3 = true
V
i ← i + 1
F
a[i] = x
V
F
achou
não achou

Figura 9

```
#   t   : a[i] = x . i<n
        :     1       -       * fim * achou
        :     0       1       * t   * i  := i + 1
        :     0       0       * fim * não achou          &
```

Figura 10

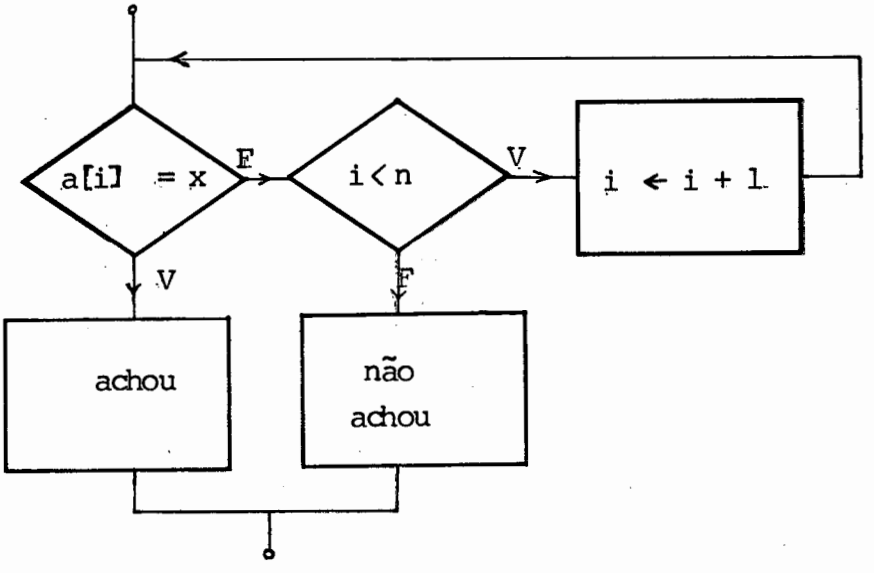


Figura 11

6.4 - Exemplo (greve dos metalúrgicos)

Em algum país, irrompera uma greve de metalúrgicos, que já se arrastava há trinta e quatro dias. Os trabalhadores reinvidicaram: ou o executivo altera as leis vigentes (neste país não havia poder legislativo), ou se troca o ditador em exercício. Caso contrário, a greve continua. Os serviços de informações, ótimos analistas políticos (e sintetistas também), viram as seguintes hipóteses: ou se altera a lei, ou a greve continua (era época de abertura e não se queria usar o esquema policial militar). Avaliaram, também, o tempo máximo de duração da greve em um ano, pois os trabalhadores não dispunham de um fundo de greve suficiente para ultrapassar este período. O executivo declarou que "expludia" mas não mudaria a lei.

Chamemos as condições envolvidas de:

p - lei alterada,
q - greve existe,
r - "presidente" continua,
s - greve deflagrada há mais de um ano,

e usando a sintaxe definida, temos as posições de cada um:

```
# trabalhadores  : p . q . r
                 : 1   -   -
                 : -   1   -
                 : -   -   0  * fim *
                 : 0   0   1  *     *   &

# informações    : p . q . s
                 : 1   -   -
                 : -   1   -
                 : -   -   1  * fim *
                 : 0   0   0  *     *  &

# presidente     : p
                 : 0     * fim *
                 : 1     *     *  &
```

Acrescentando o dado da realidade da greve e sua deflagração há menos de um ano, temos mais uma tabela.

```
# dados    : q . s
           : 1   0  * fim *
           : 0   -
           : -   1  *     *     &
```

Se unificarmos as tabelas: trabalhadores, informações, presidente e dados (neste caso, isto é possível), obteremos a tabela atual conjuntura.

```
#  atual conjuntura :  p . q . r . s
                    :  0   1   -   0  * fim *
                    :  1   -   -   -
                    :  -   -   -   1
                    :  -   0   -   -  *     *     &
```

O método empregado para a unificação das quatro tabelas iniciais em apenas uma final é bastante simples, pois que as regras que eram impossíveis nas tabelas iniciais permanecem impossíveis na final. Na tabela atual conjuntura a única regra possível é 01-0, que significa : a lei não é alterada, a greve continua e dura menos de um ano. Na tabela final, só aparece - (traço) na coluna referente à condição r, o que significa que esta coluna (e a condição correspondente) é irrelevante. Independe a renúncia ou permanência do presidente, uma vez que as posições iniciais continuarão inalteradas.

6.5 - Exemplo (baseado em [KING 69])

Dada a Figura 12, confere-se o atendimento desta tabela às propriedades referentes à necessidade de uma tabela ser completa e à incompatibilidade entre as regras. Desta crítica resulta a Figura 13.

Esta segunda figura se constitui, inicialmente, da tabela da Figura 12. Logo a seguir, é apresentada a regra que denuncia a desobediência à primeira propriedade, ou seja, a tabela está incompleta. Como sinalização da sua não definição, a transição é representada pelo símbolo interrogação (?). Observando, agora, as condições desta tabela, sendo elas independentes, constatamos diversas incompatibilidades entre suas regras (Figura 13). Havendo, contrariamente, uma relação de dependência

entre as condições, a crítica realizada precisará de todas as informações que fazem as condições dependentes, sejam fornecidas por quem está descrevendo a rotina ou de alguma forma automática.

Partamos, então, para as especificações das condições da Figura 12 : $c_1=(W_1 > r)$, $c_2=(W_1>0)$, $c_3=(W_1+W_2+W_3>0)$, $c_4=(a>3 \times r)$ e $c_5=(a>6 \times r)$, para as variáveis W_1, W_2, W_3, r e a positivas. Verificamos que estas condições não são independentes, havendo as seguintes implicações :

$c_1 \rightarrow c_2$, $c_1 \rightarrow c_3$, $c_2 \rightarrow c_3$ e $c_5 \rightarrow c_4$.

Quando uma condição implica em outra, é equivalente dizer que é impossível a primeira ser avaliada como sim e, ao mesmo tempo, a segunda ser avaliada como não.

Esta equivalência é demonstrada na associação desta regra a uma transição vazia. A Figura 14 faz a correspondência das quatro regras impossíveis a transição vazia.

Desenvolvida na Figura 15, a tabela t com suas condições especificadas são acrescidas pelas regras impossíveis. Por um lado, vemos o fim da incompatibilidade mas, por outro, uma regra indefinida persiste.

# t	c_1	c_2	c_3	c_4	c_5	
	1	-	-	-	0	
	-	0	1	0	-	
	0	1	-	0	-	$* t_1 * a_1$
	1	-	-	-	1	$* t_2 * a_2$
	0	1	-	1	0	$* t_3 * a_3$
	-	-	0	-	0	$* t_4 * a_4$
	-	-	0	-	1	
	-	0	1	-	1	$* t_5 * a_5$
	-	0	1	1	0	$* t_6 * a_6$ &

Figura 12

# t	: c_1	c_2	c_3	c_4	c_5	
	: 1	-	-	-	0	
	: -	0	1	0	-	
	: 0	1	-	0	-	$* t_1 * a_1$
	: 1	-	-	-	1	$* t_2 * a_2$
	: 0	1	-	1	0	$* t_3 * a_3$
	: -	-	0	-	0	$* t_4 * a_4$
	: -	-	0	-	1	
	: -	0	1	-	1	$* t_5 * a_5$
	: -	0	1	1	0	$* t_6 * a_6$
	: 0	1	1	1	1	* ? *
	: 1	0	1	0	1	$* t_1 * a_1$
						$* t_2 * a_2$
						$* t_5 * a_5$
	: 1	-	0	-	0	
	: -	1	0	0	0	$* t_1 * a_1$
						$* t_4 * a_4$
	: 0	1	0	0	1	
	: -	0	1	0	1	$* t_1 * a_1$
						$* t_5 * a_5$
	: 1	0	1	1	0	$* t_1 * a_1$
						$* t_6 * a_6$
	: 1	-	0	-	1	
	: 1	0	1	-	1	$* t_2 * a_2$
						$* t_5 * a_5$
	: 0	1	0	1	0	$* t_3 * a_3$
						$* t_4 * a_4$ &

Figura 13

impossíveis : $c_1 \cdot c_2 \cdot c_3 \cdot c_4 \cdot c_5$

: 1 0 - - -

: 1 - 0 - -

: - 1 0 - -

: - - - 0 1 * * &

Figura 14

t : $W_1 > r$

. $W_1 > 0$

. . $W_1 + W_2 + W_3 > 0$

. . . $a > 3 \times r$

. . . . $a > 6 \times r$

. . . . .

: 1 - - - 0

: - 0 1 0 - * t_1 * a_1

: 1 - - - 1 * t_2 * a_2

: 0 1 - 1 0 * t_3 * a_3

: - - 0 - o * t_4 * a_4

: - - 0 - 1 * t_5 * a_5

: - 0 1 1 0 * t_6 * a_6

: 1 0 - - -

: 1 - 0 - -

: - 1 0 - -

: - - - 0 1 * *

: 0 1 - - 1 * ? * & Figura 15

7 - Linguagem para tabelas de decisões com entrada mista

7.1 - Entrada mista

Em tabelas de decisões com entrada mista, as condições têm que ser compostas antes de serem avaliadas. O símbolo... (reticências) pode aparecer inserido nas condições e será substituído por um complemento de condições referido nas regras. Feita esta substituição, serão avaliadas as condições. Caso surja a condição a...2 e a regra correspondente for (=b+), a relação que deve ser levada em consideração é a=b+2. Para efeito de comparação, introduzimos uma tabela de entrada mista e, em seguida, uma tabela equivalente, com entrada limitada.

```
# t  : a...2
     : ( = )    * t1 * a1
     : ( < )    * t2 * a2
     : (=b+)    * t3 * a3     &
```

Esta tabela, com apenas uma condição, equivale a uma tabela com entrada limitada que tenha três condições.

```
# t  : a=2. a<2. a=b+2
     :  1    -     -     * t1  *a1
     :  -    1     -     * t2  *a2
     :  -    -     1     * t3  *a3
     :  1    1     -     *     *       &
```

Notamos que as duas tabelas com o mesmo significado estão incompletas e possuem regras incompatíveis. Detendo-nos no exemplo da tabela com entrada limitada, constatamos que nenhuma regra atende a uma avaliação das condições igual a 000 (as três condições avaliadas como não). Por esta razão, ambas as tabelas estão incompletas, com a primeira e a terceira regra incompatíveis. Senão, vejamos: para uma avaliação igual a 111 ou 101 ou ainda 1-1 não está definido se deve ser escolhida a primeira ou a terceira regra. O mesmo se dá entre a segunda e a terceira regra, já que partindo da avaliação 111 ou 011 ou -11, existe uma indefinição na escolha entre uma ou outra.

7.2 - Estrutura sintática para tabelas de decisões com entrada mista

7.2.1 - Relação entre os componentes:

Para o emprego de tabelas de decisões com entrada mista pode ser utilizado o primeiro nível de qualquer das sintaxes.

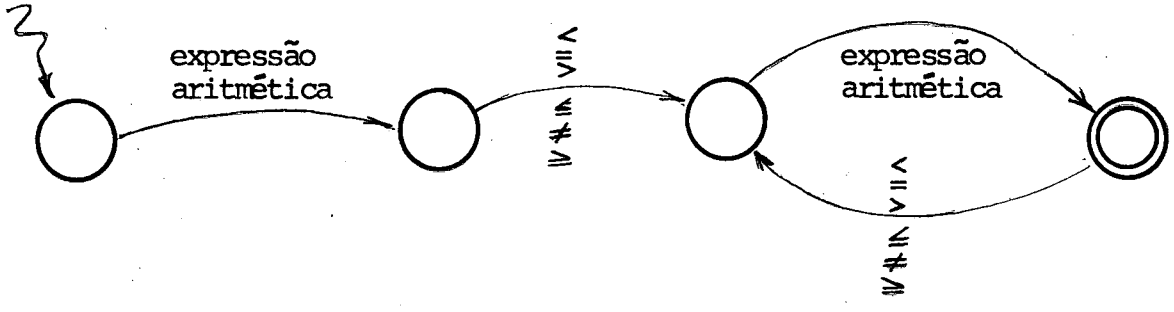
7.2.2 - Definição dos componentes:

Dada a sintaxe básica, basta-nos alterar as definições de condição e de regra . Vejamos como se dá tal mudança:

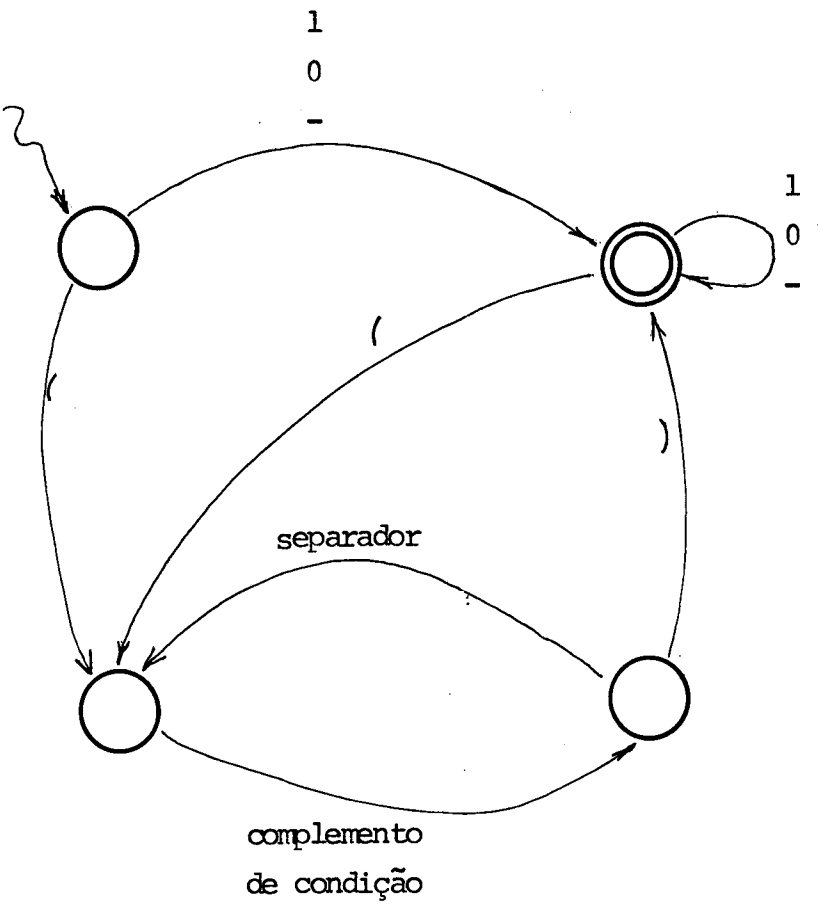
7.2.2.1 - Condição

Pode aparecer em qualquer lugar o símbolo reticências. Ele possibilitará sua substituição pelo correspondente complemento de condição que aparece em regra . Após esta ocorrência, retornamos à sintaxe de condição respeitando suas normas. Para o caso particular de relação , apresentaremos uma sugestão para tabelas com entrada mista.

7.2.2.2 - relação



7.2.2.3 - regra



7.3 - Exemplo (baseado em[FISHER 66])

Na Figura 16, temos uma tabela na sintaxe proposta e, na Figura 17, estipulamos um trecho de programa em uma linguagem tipo Algol. Foi nossa preocupação fazer deste trecho uma conversão da tabela com os recursos que possibilitassem a redução de sua extensão.

```
# tab1  : function = ...
          .      tr-code = valid
          .      .    tr-empnbr = empnumber
          .      .    .
        : (act)  -    1   * tab1 * move zero to act-code;
                                   read trans
        : (adj)  1    1   * tab5 *
        : (chg)  1    1   * tab6 *
        : (del)  -    1   * tab1 * do rcdedit;
                                   write editrcd to deleted;
                                   read trans
        : (est)  1    -   * tab2 *
        : (act)  -    0
        : (adj)  1    0
        : (chg)  1    0
        : (del)  -    0   * tab1 * write empmast to newmast;
                                   read empmast
        : (adj)  0    -
        : (chg)  0    -
        : (est)  0    -    * tab1 * write trans to error1;
                                   write errmsg to error1;
                                   read trans                  &
```

Figura 16

```
tab1 : if tr-code = valid
       then if function = est
              then go to tab2
              else if tr-empnbr = empnumber
                     then if function = act
                            then go to a
                            else if function = adj
                                   then go to tab5
                                   else if function = chg
                                          then go to tab6
                                          else go to b

                     else begin
                          write empmast to newmast;
                          read empmast;
                          go to tab1
                          end

       else if function = est or function = adj or function = chg
              then begin
                   write trans to error1;
                   write errmsg to error1 ;
                   go to tab1
                   end
              else if tr-empnbr ≠ empnumber
                     then begin
                          write empmast to newmast;
                          read empmast;
                          go to tab1
                          end
                      else if function = del
                             then b: begin
                                     do rcdedit;
                                     write editrcd to deleted;
                                     read trans;
                                     go to tab1
                                     end
                           else a: begin
                                   move zero to act-code;
                                   read trans;
                                   go to tab1
                                   end
```

Figura 17

8 - Linguagem nº 2 - Linguagem reduzida

8.1 - Quantidade de símbolos

Embora apresentemos uma certa quantidade de símbolos nas sintaxes propostas, sabemos da capacidade de elas terem seus símbolos reduzidos sem perda de inteligibilidade. Um mesmo símbolo pode iniciar e dar fim a uma tabela. Tal como este exemplo, outras simplificações poderão ser feitas, se analisarmos mais detidamente caso por caso. Porém, como nossa intenção é diminuir a margem de enganos e a extensão de erros, optamos por uma linguagem redundante. Chegamos a propor sintaxes (por exemplo: número 7) com três símbolos diferentes precedendo ações e mais três para transição.

Com isto, sabe-se, além de que componente virá a seguir, quais são suas características e que tratamento terá, mesmo antes de ser lido.

A principal meta na apresentação desta sintaxe reduzida é o cotejo com a sintaxe básica. Tentaremos demonstrar que esta sintaxe poderia ser representada com metade dos símbolos propostos. Obviamente, esta colocação atingirá a formação da tabela, limitando em uma identificação para cada tabela.

8.2 - Relação entre os componentes

8.2.1 - Sintaxe-padrão

	a	b	
1	2	7	comentários
2	3		identificação
3	4		condições
4	4	5	regra
5		6	transição
6	4	1	ações
7		8	transição
8		1	ações

8.2.2 - Sintaxe completa

	a	b	
1	2	1	comentários
2	3	7	identificação
3	4	(1)	condições
4	4	5	regra
5	4	6	transição
6	4	1	ações
7	(2)	8	transição
8	2	1	ações

9 - Linguagem número 3 - com preâmbulo

9.1 - Tabela com preâmbulo

Chamamos de tabela com preâmbulo uma tabela que possibilita ações serem executadas antes da avaliação das condições dessa tabela. No exemplo seguinte, o conjunto de ações a_1 é executado e, somente após, as condições c_1, c_2 e c_3 serão avaliadas.

```
# t                                  @ a1

    :  c1 . c2 . c3
    :  -   1   -
    :  0   0   1 *  t2    @ a3
    :  1   0   1 *  t4    @ a5
    :  -   0   0 *  t6    @ a7          &
```

A tabela é equivalente às tabelas t' e t", sendo que a única forma de ter acesso à tabela t" é através da tabela t'. Na tabela t, o preâmbulo se caracteriza pelo conjunto de ações a_1.

```
# t'                          * t"  *  a1      &
# t":  c1 . c2 . c3
     :  -   1   -
     :  0   0   1  *  t2  *  a3
     :  1   0   1  *  t4  *  a5
     :  -   0   0  *  t6  *  a7      &
```

9.2 - Relação entre os componentes

9.2.1 - Sintaxe-padrão (Figura x)

9.2.2 - Sintaxe completa (Figura y)

Figura x

sintaxe 7

sintaxe 6

sintaxe 5

sintaxe 4

sintaxe 3

	a	b	c	d	e	f	g	h	i	
1	2									comentários
2	2	3		9	7	12	15	23	26	identificação
3		4								condições
4		4			5		13		24	regra
5				6		10		19		transição
6		4	1							ações
7				8		11		20		transição
8			1							ações
9		3								ações
10		4	1			10				ações paralelas
11			1			11				ações paralelas
12		3				12				ações paralelas
13				14		17		21		transição paralela
14		4	1				13			ações
15				16		18		22		transição paralela
16			1				15			ações
17		4	1			17	13			ações paralelas
18			1			18	15			ações paralelas
19		4	1					19		ações não-determinísticas
20			1					20		ações não-determinísticas
21		4	1				13	21		ações não-determinísticas
22			1				15	22		ações não-determinísticas
23		4						23		ações não-determinísticas
24				25		28		30		transição não-determinística
25		4	1						24	ações
26				27		29		31		transição não-determinística
27			1						26	ações
28		4	1			28			24	ações paralelas
29			1			29			26	ações paralelas
30		4	1					30	24	ações não-determinísticas
31			1					31	26	ações não-determinísticas

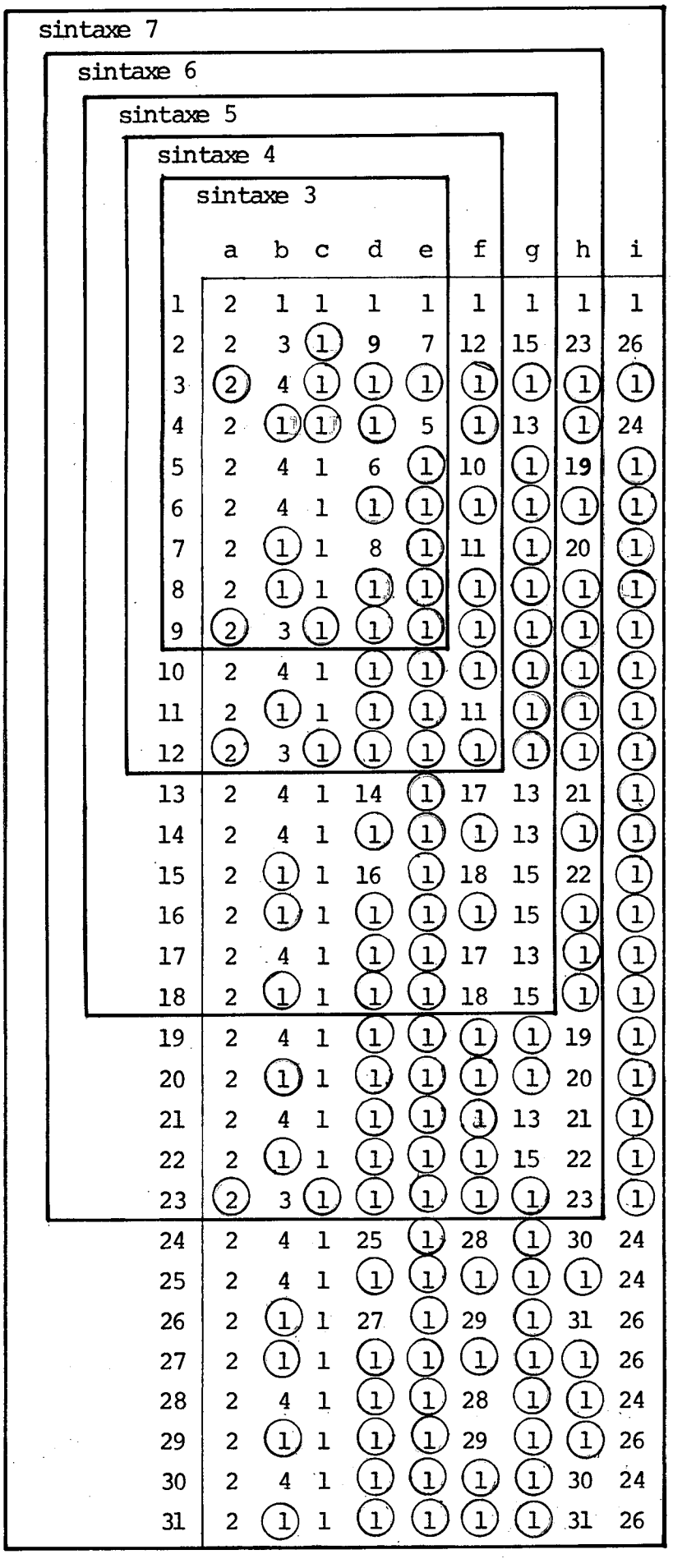


Figura y

	a	b	c	d	e	f	g	h	i	
1	2	1	1	1	1	1	1	1	1	comentários
2	2	3	1	9	7	12	15	23	26	identificação
3	2	4	1	1	1	1	1	1	1	condições
4	2	1	1	1	5	1	13	1	24	regra
5	2	4	1	6	1	10	1	19	1	transição
6	2	4	1	1	1	1	1	1	1	ações
7	2	1	1	8	1	11	1	20	1	transição
8	2	1	1	1	1	1	1	1	1	ações
9	2	3	1	1	1	1	1	1	1	ações
10	2	4	1	1	1	1	1	1	1	ações paralelas
11	2	1	1	1	1	11	1	1	1	ações paralelas
12	2	3	1	1	1	1	1	1	1	ações paralelas
13	2	4	1	14	1	17	13	21	1	transição paralela
14	2	4	1	1	1	1	13	1	1	ações
15	2	1	1	16	1	18	15	22	1	transição paralela
16	2	1	1	1	1	1	15	1	1	ações
17	2	4	1	1	1	17	13	1	1	ações paralelas
18	2	1	1	1	1	18	15	1	1	ações paralelas
19	2	4	1	1	1	1	1	19	1	ações não-determinísticas
20	2	1	1	1	1	1	1	20	1	ações não-determinísticas
21	2	4	1	1	1	1	13	21	1	ações não-determinísticas
22	2	1	1	1	1	1	15	22	1	ações não-determinísticas
23	2	3	1	1	1	1	1	23	1	ações não-determinísticas
24	2	4	1	25	1	28	1	30	24	transição não-determinística
25	2	4	1	1	1	1	1	1	24	ações
26	2	1	1	27	1	29	1	31	26	transição não-determinística
27	2	1	1	1	1	1	1	1	26	ações
28	2	4	1	1	1	28	1	1	24	ações paralelas
29	2	1	1	1	1	29	1	1	26	ações paralelas
30	2	4	1	1	1	1	1	30	24	ações não-determinísticas
31	2	1	1	1	1	1	1	31	26	ações não-determinísticas

9.3 - Exemplo

Na Figura 18, um programa lê os três lados de um triângulo e determina o seu tipo. Este é um programa essencialmente combinacional, porém resolvido linearmente, já que a linguagem disponível era linear.

Com este exemplo de programa, faremos a tradução para a sintaxe proposta, juntamente a uma série de alterações, mas sempre mantendo o algorítmo original.

A Figura 19 é a realização desta tradução.

Como a variável m não influi nas avaliações da tabela t_1 (Figura 19), a ação m := 0 pode ser deslocada para depois das condições desta tabela. O conjunto de ações referentes à primeira regra resulta em m := 0; m := m + 1, que pode ser substituido por m := 1 , enquanto o conjunto associado à segunda regra é m := 0 (Figura 20). Porque a ação read (i, j, k) altera a avaliação das condições desta tabela (altera os valores de i e j), não pode ser deslocada do preâmbulo.

As transições da nova tabela t_1 (Figura 20) são dirigidas todas para t_2 e ficam associadas a ações que não alteram a avaliação das condições de t_2. Estas duas tabelas podem ser unificadas, gerando a tabela t_1 da Figura 21. Da mesma forma, esta nova tabela não traz consigo ações que possam influir na avaliação das condições da tabela t_3. As suas transições direcionam-se todas, e somente elas na rotina, para t_3. A Figura 22 unifica a tabela t_3 com a t_1 da Figura 21. A tabela gerada por esta ligação apresenta uma característica peculiar no caso das regras. Se duas condições quaisquer forem avaliadas como sim, consequentemente a terceira também optará pelo sim . Nesta medida, constatamos a impossibilidade de existência das regras 110, 101 ou 011 .

Ainda podemos fazer nesta rotina mais uma transformação, A tabela t_1 com sua nova forma após as alterações, aponta todas suas transições para a tabela t_4 e suas ações influenciam na avaliação das condições desta tabela.Mas,cada ação de t_1 (Figura 22) determina um valor para m e, na tabela t_4, as condições que levam em consideração m testam qual seu valor. As avaliações da tabela t_4 em relação a m são desnecessárias, porque no julgamento das condições de t_1, já fica determina

do o valor de m. Com isto, pode-se unificar as tabelas t_1 e t_4, eliminando as condições que avaliam m e as atribuições de valores a m.

Na Figura 23 a rotina se completa depois destas transformações. Esta rotina final é equivalente à inicial (Figura 18), em que o algorítmo utilizado foi preservado.

```
read ( i, j, k ) ;

m  := 0 ;

if  i=j  then m  :=  m+1 ;
if  i=k  then m  :=  m+2 ;
if  j=k  then m  :=  m+3 ;
if  m=0
    then if  i+j <=  k or  j+k <= i  or  i+k <=  j
            then não triângulo
            else escaleno
    else  if m=1
            then if  i+j  =  k
                    then não triângulo
                    else isósceles
            else if  m=2
                    then if  i+k <=  j
                            then não triângulo
                            else isósceles
                    else if  m=3
                            then if  j+k <=  i
                                    then não triângulo
                                    else isósceles
                            else equilátero
```

Figura 18

```
# t1                @ read (i, j, k) ;
                      m := 0
     : i=j
     : 1 * t2       @ m := m+1
     : 0 * t2       @                          &

# t2 : i=k
     : 1 * t3       @ m := m+2
     : 0 * t3       @                          &

# t3 : j=k
     : 1 * t4       @ m := m+3
     : 0 * t4       @                          &

# t4 : m=0 . m=1 . m=2 . m=3 . i+j>k . j+k>i . i+k>j
     : 1    -    -    -      0       -       -
     : 1    -    -    -      -       0       -
     : 1    -    -    -      -       -       0
     : 0    1    -    -      0       -       -
     : 0    0    1    -      -       -       0
     : 0    0    0    1      -       0       -   *fim@ não triângulo
     : 1    -    -    -      1       1       1   *fim@ escaleno
     : 0    1    -    -      1       -       -
     : 0    0    1    -      -       -       1
     : 0    0    0    1      -       1       -   *fim @ isósceles
     : 0    0    0    0      -       -       -   *fim@ equilátero      &
```

Figura 19

```
# t1                    @      read ( i,  j,  k)
      : i=j
      :  1     * t2 @ m := 1
      :  0     * t2 @ m := 0                    &
```

Figura 20

```
# t1                          @     read ( i,  j,  k)
      : i=j . i=k
      : 1    1    * t3 @  m := 3
      : 1    0    * t3 @  m := 1
      : 0    1    * t3 @  m := 2
      : 0    0    * t3 @  m := 0                &
```

Figura 21

```
# t1                               @ read ( i,  j,  k)
      : i=j . i=k . j=k
      : 1    1    1    * t4 @ m := 6
      : 1    0    0    * t4 @ m := 1
      : 0    1    0    * t4 @ m := 2
      : 0    0    1    * t4 @ m := 3
      : 0    0    0    * t4 @ m := 0
      : 1    1    0
      : 1    0    1
      : 0    1    1    *    @                   &
```

Figura 22

t_1 @ read (i,j,k)

: i=j . i≠k . j≠k . i+j > k . i+k > j . j+k > i						
: 1	1	1	-	-	-	* fim @ equilátero
: -	0	0	0	-	-	
: 0	-	0	-	0	-	
: 0	0	-	-	-	0	* fim @ não triângulo
: 1	0	0	1	-	-	
: 0	1	0	-	1	-	
: 0	0	1	-	-	1	* fim @ isósceles
: 0	0	0	1	1	1	* fim @ escaleno
: 0	1	1	-	-	-	
: 1	0	1	-	-	-	
: 1	1	0	-	-	-	* @ &

Figura 23

10 - Linguagem número 4 - com ações paralelas

10.1 - Ações paralelas

Nas rotinas em que se aceitam ações paralelas, pode ocorrer a associação de uma regra a mais de um conjunto de ações, em uma ou mais tabelas. Por exemplo:

```
# t : c
    : 1    * u @ a1
    : 0    * v % a2
             % a3
             % a4        &
```

Quando a avaliação de c for 0 (não), teremos esta regra associada a três conjuntos de ações: a_2, a_3 e a_4. Neste caso, as execuções dos conjuntos de ações são independentes, podendo ser realizadas em paralelo, sem qualquer sincronismo interno. Só após a conclusão das três ações será feita a transição para v .

10.2 - Relação entre os componentes:

10.2.1 - Sintaxe-padrão (Figura x)

10.2.2 - Sintaxe completa (Figura y)

11 - Linguagem número 5 - com transições paralelas

11.1 - Transições paralelas

Para que existam transições paralelas, é necessário levar em consideração dois aspectos: bifurcação e junção. Bifurcação é o ponto em que uma rotina se divide em dois ou mais ramos, a partir do qual todos eles podem ser seguidos simultâneamente. Junção é o ponto onde dois ou mais ramos da rotina se unem.

11.1.1 - Bifurcação

Existem duas formas de indicar bifurcação na sintaxe proposta:

1 - Para uma mesma regra corresponde mais de um conjunto de ações e mais de uma transição. Exemplo:

```
# p  : c1 . c2
     : 1   0     * q @ a1
     : 1   1     ! r @ a2
                 ! s @ a3
     : 0   -     * t @ a4          &
```

Se c_1 e c_2 forem avaliados como 1 e 1, a rotina segue por dois caminhos:

a) executa a_2 e segue para r,
b) executa a_3 e segue para s.

Estes caminhos podem ser seguidos simultâneamente, sem nenhuma sincronização.

2 - A uma mesma regra corresponde um conjunto de ações e mais de uma transição. Exemplo:

```
# r  : c1 . c2
     : 1   0     * q   @  a1
     : 1   1     ! u s @  a2
     : 0   -     * t   @  a3          &
```

Esta construção é equivalente ao seguinte trecho de rotina:

```
# r  : c1 . c2
     : 1   0      * q   @   a1
     : 1   1      * r'  @   a2
     : 0   -      * t   @   a3          &

# r'             ! u   @
                 ! s   @               &
```

Neste caso, somente a tabela r pode alcançar a tabela r' .

11.1.2 Junção

Para que seja possível fazer o sincronismo entre diversos caminhos de uma rotina, uma tabela só será processada quando um determinado número de transições fizer referência a ela. Exemplo:

```
# (2) teste : c1 . c2
            : 1   -
            : -   1   *t1 @ a2
            : 0   0   *t2 @ a1        &
```

A tabela teste só será processada quando aparecer na rotina duas transições que tentem atingí-la.

Em uma tabela podem existir transições paralelas sinalizando para uma mesma tabela. Neste caso, há duas maneiras de indicação; nos exemplos a seguir, as duas tabelas são equivalentes.

```
# tab :  c
      :  1   ! t t   @   a1
      :  0   * tab   @   a2          &
```

```
# tab :  c
      :  1   ! (2) t @ a1
      :  0   * tab   @   a2          &
```

11.2 - Estrutura sintática da linguagem número 5

11.2.1 - Relação entre componentes:

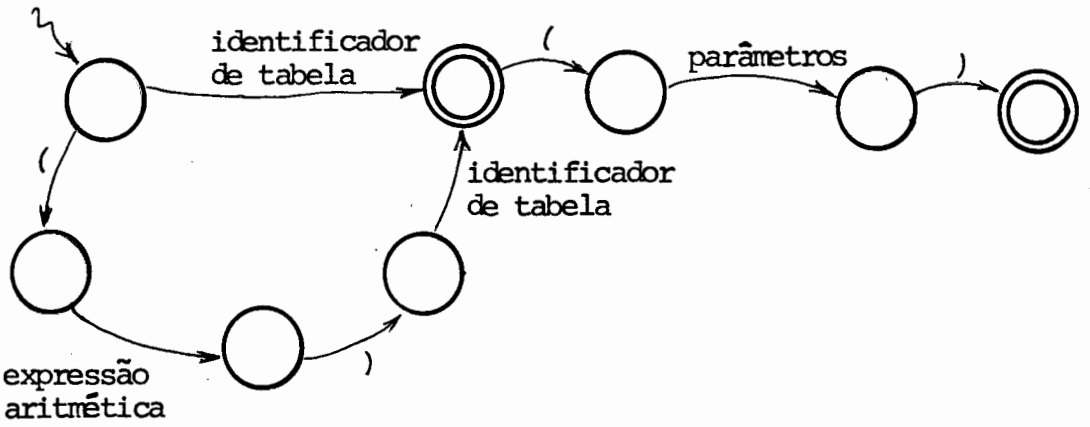
11.2.1.1 - Sintaxe-padrão (Figura x)

11.2.1.2 - Sintaxe completa (Figura y)

11.2.2 - Definição de componentes:

Serão alterados apenas os conceitos de identiticação e transição .

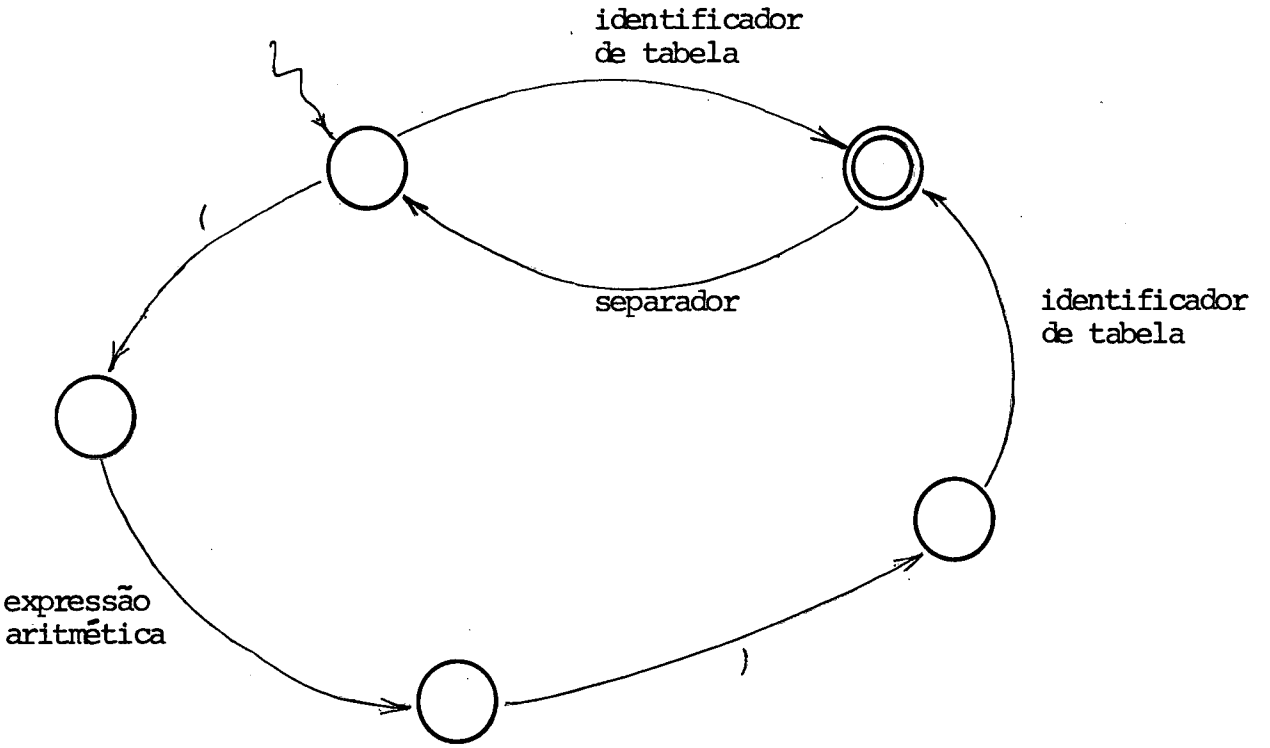
11.2.2.1 identificação



11.2.2.2 - transição

Existem duas formas de transição: uma onde não existe paralelismo (transição precedida pelo símbolo e) e outra a partir da qual pode existir mais de um caminho (transição paralela , precedida pelo símbolo g).

11.2.2.3 Transição paralela



12 - Linguagem número 6 - com ações não-determinísticas

12.1 - Não-determinismo

O conceito de não-determinismo, para nosso trabalho, é a opção que uma rotina tem na escolha de um caminho entre vários outros, com a obrigatoriedade de chegar ao fim.

Este conceito é aplicado efetivamente nesta linguagem de número 6,bem como na linguagem número 7.

12.2 - Ações não-determinísticas

Uma regra pode estar associada a mais de um conjunto de ações, de forma que não deterministicamente tenha que escolher uma delas. Exemplo:

```
# t  : c
     : 1    *  t1  $  a1
                  $  a2
                  $  a3
     : 0    *  t2  @  a4          &
```

Nesta tabela,se c for avaliada como 1 (sim), a escolha deve recair em um dos três conjuntos de ações associados à primeira regra. Neste ponto, uma escolha acertada é qualquer uma que possibilite, com o conjunto de ações escolhido, alcançar o final da rotina da qual esta tabela faz parte. Após escolhido e executado o conjunto de ações, a rotina segue para t_1 .

12.3 - Relação entre os componentes:

12.3.1 - Sintaxe-padrão (Figura x)

12.3.2 - Sintaxe completa (Figura y)

13 - Linguagem número 7 - com transições não-determinísticas

13.1 - Transições não-determinísticas

Associação de uma mesma regra a várias transições.
Quando tal ocorrer, a escolha deve recair, não-deterministicamente, sobre uma dessas transições. Exemplo:

```
# t  : c
     : 1    * t1  @ a1
     : 0    ? t2  @ a2
            ? t3  @ a3
            ? t4  @ a4          &
```

Se, nesta tabela, c tomar o valor 0 (não), existem três possibilidades de continuação:
- ou é executado a_2 e segue para t_2,
- ou é executado a_3 e segue para t_3,
- ou é executado a_4 e segue para t_4.

O critério para a escolha de um destes caminhos é o mesmo de sempre, deve ser escolhido algum que leve ao final da rotina.

No caso de rotinas que aceitam transições não-determinísticas, continua a existir a obrigatoriedade de as tabelas serem completas. Todavia, pode-se indicar para uma determinada regra, que há um caminho que não deve ser seguido. Para se objetivar esta situação, associa-se a uma regra uma transição não-determinística que não indica nenhuma tabela. Exemplo:

```
# t  : c
     : 1    * t1  @  a1
     : 0    ?     @            &
```

Neste caso, se c for avaliada como 0 (não), é sinal que em algum ponto da rotina foi tomado um caminho errado, pois não existe possibilidade, com esta avaliação, de se chegar ao final da rotina.

13.2 - Estrutura sintática da linguagem número 7

13.2.1 - Relação entre os componentes:

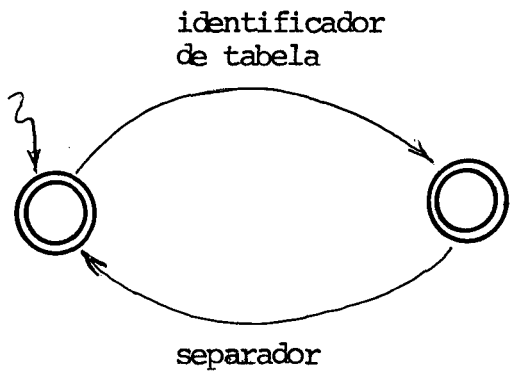
13.2.1.1 - Sintaxe-padrão (Figura x)

13.2.1.2 - Sintaxe completa (Figura y)

13.2.2 - Definição dos componentes :

Existe, neste caso, mais um tipo de transição, que é a transição não-determinística. Esta transição aparece sempre após o símbolo i .

13.2.2.1 - transição não-determinística



14 - CONCLUSÕES

Retomamos tabelas de decisões, aqui com formato livre, onde abordamos isoladamente a área de controle.

As linguagens lineares, obrigando um rebaixamento de dimensões, tornam-se demasiado ambíguas, além do grande acréscimo de símbolos exigidos. Um exemplo desta ambiguidade é o uso do símbolo do . Não se consegue evidenciar quando e de que forma deve ser avaliada a condição envolvida, que valores tomam as variáveis e se podem ser alteradas ou não. As discussões persistem há mais de duas décadas e não tendem para um consenso.

As linguagens aqui desenvolvidas, por serem não lineares, descrevem aspectos não lineares de uma forma mais adequada. Tornam-se mais fáceis o aprendizado e emprego de uma linguagem com estas características, bem como fazer alterações e compreender uma rotina. Tal linguagem é mais potente e tão ou mais simples que diagrama de blocos.

Com as linguagens propostas existe uma real convergência no sentido de um ato único cobrindo duas atividades:
programar (comunicação homem-máquina) e documentar (comunicação entre pessoas). Nosso trabalho foi desenvolvido com a preocupação de perseguir o conceito: documentar é programar. Para isto, cremos que o caminho é introduzir maior formalismo na documentação e permitir que as pessoas lidem com linguagens de programação simplificadas.

Outro benefício alcançado é a introdução de um mínimo de informações irrelevantes à solução de um determinado problema. Deve-se procurar linguagens onde seja possível transmitir informações apenas inerentes à solução do problema e não para atender ao meio de comunicação disponível.

Quanto menos informações irrelevantes houver, mais fácil fazer alterações na forma de uma rotina sem alterar seu significado. Os problemas na diminuição do tempo de execução ou do espaço ocupado por uma rotina (otimização) ficam bastante reduzidos. As linguagens propostas possibilitam otimizações mais adequadas às máquinas, mesmo quando estas

operam sequencialmente.

A análise semântica fica também beneficiada com a minimização de informações não pertinentes. Entre outros fatores, se torna mais simples constatar em uma tabela se todas as possíveis avaliações das condições estão presentes, árdua tarefa em uma linguagem linear. Além de ser possível aplicar todas as operações lógicas às condições (desde que transformadas para a forma sintática adequada), existe um modo de explicitar quais as relações lógicas, sendo às vezes exigida a apresentação destas relações para tornar completa uma tabela.

Com a participação de uma linguagem em suas três áreas básicas - especificações, operações e controle - não existe mais a necessidade de um potente compilador e sim de três compiladores bastante simplificados. A área de controle é representada por uma linguagem tão regular quanto as linguagens atuais são livre de contexto. Em verdade, para a análise desta área é necessário um autômato finito e um referencial com os identificadores das tabelas e suas características.

Com este esquema de linguagem surge, de imediato, o questionamento do atual meio ambiente que envolve um programa (ou rotina). Parece bastante natural que se repense a estrutura dos sistemas operacionais e a arquitetura das máquinas, sendo possível criar máquinas mais especializadas e, portanto, mais simples, tratando mais eficientemente cada área. A área de especificações merece uma arquitetura própria, que talvez surja dos estudos de Dicionários de Dados/Diretórios e Bancos de Dados. Quanto à área de operações, esta vê surgir uma arquitetura a partir das maquinas que operam com fluxos de dados.

À parte de controle se faz necessária uma lógica combinacional para, a partir da avaliação das condições de uma tabela, determinar quais ações devem ser executadas e qual a próxima tabela. Um subsistema ALPC (Arranjo Lógico Programável Combinacional - ver [ZUFFO 77]), que não possui nenhum biestável interno, vale dizer, não possui memória, pode processar uma tabela, admitindo paralelismo ou não-determinismo. Uma tabela armazenada como matriz booleana, pode vir a ser o micro-programa de um ALPC micro-programável ou algo equivalente. Empregada esta arquitetura, uma tabela é avaliada em um passo.

Este trabalho, evidentemente, não esgota a área de controle, posto que muito precisa ser visto ainda, contudo, intentamos ampliar o âmbito das discussões existentes e estamos abertos às críticas e sugestões.

Carlos Flores Cunha
Rua Ronald de Carvalho 292 / 902
22021 Rio de Janeiro
Tel: 257-2336

Bibliografia

Estamos dividindo a bibliografia em dois blocos, um é o levantamento bibliográfico sobre tabelas de decisões, o outro é constituído das referências feitas no texto a publicações que não tratam de tabelas de decisões.

Referências que não tratam de tabelas de decisões

[KNUTH 74] Knuth, Donald E. - Structured Programming with go to Statements. Computing Surveys 6, 4 (dez 1974) 261-301.

[WEGNER 78] Wegner, Peter - Supporting a Flourishing Language Culture. SIGPLAN Notices 13, 12 (dez 1978), 102-104.

[ZUFFO 77] Zuffo, João Antonio - Circuitos Integrados em média escala e em larga escala. Edgard Blücher, São Paulo (1977).

ANEXO B

Levantamento bibliográfico sobre tabelas de decisões

'AINSLE & KENNEY 72' — AINSLE, R.J. KENNEY,A.A. - A Tool for tax Practitioners. The Tax Advisor (jun 1972),336-345.

' AIR FORCE' — AIR FORCE, U.S. - Decision Tables for Regulations. Pamphlet 5-1-1, Chapter 3.

' ARMERDING 62' — ARMERDING, G.W. - FORTAB : A Decision Table Language for Scientific Computing Applications. Rand Corp., Santa Monica, California, Set 1962.

' ARNOLD & HALBACH 75' — ARNOLD, G. HALBACH, H.D. - Neue Aspekte zur Entscheidungstabellentechnik. Elektronische Rechenanlagen mit Computer Praxis (Munchen) 17, 6 (dez 1975), 282-286.

'ARNOLD 71' — ARNOLD, H.O. - Utilization of a Decision Table Translator for BASIC Program Creation . SIGPLAN Notices 6: No. 8:12-19 (set 1971).

'AUERBACH 68' — AUERBACH - Decision Tables - Their General Construction and Acceptance in Programming. Auerbach Standard EDP Reports, (1968), PP. 23 030 100-103.

'BAGLIN & KLEE 73' — BAGLIN, G. KLEE, J. - Las Tablas de Decision, Instrumento para el Analisis Informativo. Bilbao, Deusto, 1973. 129 P. (Coleccion Informatica).

'BARALT-TORRIJOS & PASS 69' — BARALT-TORRIJOS J. PASS, E.M. - Decision Table Minimization. GITIS 69-23. Georgia Inst. Technol., Atlanta, Georgia, 1969.

'BARGULYA 76' BARGULYA, I. - Programming of Decision Tables in EMG ALGOL 60 Language. Inf. Elektron. (Hungary) 11, 3 (1976), 225-229.

'BARNARD 67' BARNARD, T.J. - NITA User's Guide . NCC Newsletter. Nat. Comput. Centre, Manchester, England, 1967.

'BARNARD 69' BARNARD, T.J. - A New Rule Mask Technique for Interpreting Decision Tables. Comput. Bull. 13: 153-154 (maio 1969).

'BAYES 73' BAYES, A.J. - A Dynamic Programming Algorithm to Optimise Decision Table Code. Australian Computer J. 5,2 (maio 1973), 77-79.

' BJORK 68' BJORK, HARRY - Decision Tables in ALGOL 60. BIT, 8 (1968), 147-153.

'BOERDAM 66a' BOERDAM, W. et al - The DETAB/65 Language, DO 3396. SHARE General Program Library, jan. 1966.

'BOERDAM 66 b' BOERDAM, W. et al - DETAB/65 User's Manual,DO 3396. SHARE General Program Library, jan 1966.

'BROWN 62' BROWN, L.M. - Decision Table Experience on a File Maintainance System . Proc. Decision Tables Symp. 75-80. Assoc. Comput. Machinery, New York, 1962.

'BUCKERFIELD 69' BUCKERFIELD, P.S.T. - A Technique for the Construction and Use of a Generalised Information Table . Proc. IFIP Congr. 68.395-402. North-Holland Publ., Amsterdam, 1969.

'C.E.I.R.' C-E-I-R (SOFTWARE) - TAB 70. 5272 River Road, Bethesda, Maryland.

'CALKINS 62' CALKINS, L.W. - Place of Decision Tables and DETAB-X. Proceedings Decision Tables Symposium (set 1962), 9-12, ACM, New York.

'CANNING 63' CANNING, R.G. (EDITOR) - Time to Consider Decision Structure Tables and EDP Design Sessions. EDP Analyzer 1: No. 4:1-10 (maio 1963).

'CANNING 66' CANNING, R.G.ED. - How to Use Decision Tables. EDP Analyzer 4: No. 5: 1-14 (maio 1966).

'CANNING 72' CANNING, R.G. ED. - That Maintenance Iceberg. EDP Analyzer 10,10 (out 1972).

'CANTRELL et al 61' CANTRELL, H.N. KING,J. KING, F.E.H. - Logic-Structure Tables. Comm. ACM 4,6 (jun 1961), 272-275.

'CANTRELL 62' CANTRELL, H.N. - Commercial and Engineering Applications of Decision Tables. Proceedings Decision Table Symposium (set 1962),55-61.

'CARRICK 70' CARRICK, D.A. - Interpretation of Limited Entry Decision Table Format. (Letter to the Editor), Comput. J. 13: 220-221 (maio 1970).

'CAVOURAS 74' CAVOURAS, JOHN. C. - On the Conversion of Programs to Decision Tables:Method and Objectives. Comm. ACM, 17,8 (agos 1974), 456-462.

'CENSUS 64a' CENSUS, U.S. BUREAU OF THE-Seminar on Decision Tables: Two Years of Experience at the Bureau of the Census (CENTAB). set 30,1964.

'CENSUS 64b' CENSUS , U.S. BUREAU OF THE - CENTAB: A Decision Table Preprocessor. U.S. Bur. of Census, Dept. of Commerce, Washington, D.C., dez 1964.

'CENSUS' CENSUS, U.S. BUREAU OF THE - TAB7C.Washington, D.C. 20233

'CHAPIN 66' CHAPIN, NED - A Guide to Decision Table Utilization . Data Processing 9: 327-329(1967).

'CHAPIN 67a' CHAPIN, NED - An Introduction to Decision Tables. DPMA Quart. 3: No. 3-23 (abril 1967).

'CHAPIN 67b' CHAPIN, NED - Parsing of Decision Tables. Comm. ACM 10,8 (agos 1967), 507-510, 512.

'CHAPIN 71' CHAPIN, NED - Flowcharts. Auerbach Publishers, Princeton, N.J., 1971, 20-21.

'CHAPMAN 66' CHAPMAN,A.E. - DETAB-65 Preprocessor. Share Program Library Package, SDA 3396, 1966.

'CHAPMAN & CALLAHAN 67' CHAPMAN.A.E CALLAHAN,M.A. - A Description of the Basic Algorithm Used in the DETAB-65 Preprocessor. Comm. ACM, 10,7 (jul 1967), 441-446

'CHENG & RABIN 76' CHENG,CHENG-WEN RABIN, JONAS - Synthesis of Decision Rules. Comm. ACM 19,7 (jul 1976), 404-406.

'CHESBROUGH 70' CHESBROUGH, W.C. - Decision Tables as a Systems Technique . Computers and Automation. 19: No. 4: 30-33 (abril 1970).

'CLARKE 62' CLARKE, D.S. - Structure Table Language. SHARE Secretary Distribution 96 (out 1962).

'CODASYL 62a' CODASYL SYSTEMS GROUP, Joint Users Group of the ACM - Proceedings Decision Tables Symposium set 1962. ACM

'CODASYL 62b' CODASYL SYSTEMS DEVELOPMENT GROUP - Decision Tables Tutorial Using DETAB-X. 1962.

'CODASYL 62c' CODASYL SYSTEMS DEVELOPMENT GROUP, DETAB-X - Preliminary Specifications for a Decision Tables Structured Language. Data Description and Transformation Logic Task Forces (set 1962).

'CODASYL 66' CODASYL Decision Table Task Force of Systems Committee - Draft of Decision Table Standards. mar 1966.

'COLLINS 70' COLLINS RADIO CO. - Macro Definition Language, Programming Man. 523-0561699-101732. Dallas, Texas, 1970.

'COMPUMATICS' COMPUMATICS, INC. - COMPUTRAN. 327 South Lasalle Street, Chicago, Illinois 60604.

'CONNORS 71' CONNORS,M.M et al - Production of Customized Programs by Questionnaire and Decision Table. IBM Tech. Disclosure Bull. 13:3384 (abril 1971).

'COULTER 67' COULTER,K.J. - Pet Preprocessor for Encoded Tables. S/360 General Program Library, 360D-03. 2.004, agos 1967.

'COULTER 69' COULTER, K. - A Decision Table Translator for Modular COBOL Programming. UNIVAC Sci. Exchange (mar 1969).

'CUNHA 79' CUNHA, CARLOS FLORES - Linguagem de Descrição de Rotinas: Parte de Controle. Tese de Mestrado, COPPE, Universidade Federal do Rio de Janeiro (1979).

'CUVELETTE 70' CUVELETTE,J.N. - Decision Table Translator IBM Tech. Disclosure Bull. 13: 1710-1713 (nov 1970).

'DAILEY 75' DAILEY, N.H. - A Tabular Approach to Program Optimization. SIGPLAN Notices (nov 1975),17-22.

'DAILEY 71' DAILEY,W.H. - Some Notes on Processing Limited-Entry Decision Tables. SIGPLAN Notices 6,8 (set 1971), 81-89.

'DAILEY 75' DAILEY, W.H. - On Generating Binary Decision Trees with Minimum Nodes. SIGPLAN Notices 10: No. 12: 14-21 (dez 1975).

'DAPRON 70' DAPRON, F.E. - Optimizing Decision Tables. IBM Tech. Disclosure Bull. 13:2033-2036 (dez 1970).

'DATAWARE a' DATAWARE,INC. - Cologen. 3514 Delaware Avenue, Kenmore, New York.

'DATAWARE b' DATAWARE,INC. - DTP-IV. 3514 Delaware Avenue, Kenmore, New York.

'DATHE 72' DATHE, G. - Conversion of Decision Tables by Rule Mask Method Without Rule Mask. Comm. ACM 15, 10 (out 1972), 906-909.

'DAVIES 74' DAVIES, N.R. - Decision Tables as an Aid to Modeling for Discrete-Event Simulation. Simulation 22: No. 2:39-44 (fev 1974).

'DEAN 71' DEAN,R.N. - A Comparison of Decision Tables Against Conventional COBOL as a Programming Tool for Commercial Applications. Software World 26-30 (Spring 1971).

'DENOLF 68' DENOLF,H. - Decision Tables: An Annotated Bibliography. IAG Quart. J. 1:67-82 (1968).

'DENT 69' DENT,J.L. - Decision Tables - A State-of-the-Art Report. Mono. No.2, Working Paper Ser., School of Bus. Admin., Univ. of Minnesota, Minneapolis, Minnesota, 1969.

'DEVINE 62' DEVINE, DONALD J. - LOBOC, Logical Business-Oriented Coding. Ins. Co. North Amer., Philadelphia, Pennsylvania, 1962.

'DEVINE 65' DEVINE, DONALD J. - Decision Tables as the Basis of a Programming Language . Data Processing 8: 461-466 (1965).

'DEVINE 69' DEVINE, D.J. - Decision Tables. Decision Table Sem. Student Text. Trilog Assoc., Philadelphia, Pennsylvania, 1969.

'DIAL 70' DIAL, R.B. - Algorithm 394: Decision Table Translation. Comm. ACM 13:571-572 (set 1970).

'DIXON 62' DIXON, P. - Special Report, Decision Table Symposium. Stand. EDP Rep. 1: 23: 030.100-23: 030.601 (dez 1962).

'DIXON 64' DIXON, PAUL - Decision Tables and Their Application. Computers and Automation 13: No. 4: 14-19 (abril 1964).

'DOW' DOW CHEMICAL COMPANY - DETAB-67. Business Information Services, Midland, Michigan 48640.

'DRESSLER 75' DRESSLER, H. - Problemlosen mit Entscheidungs-tabellen. Munchen, Oldenbourg, 1975, 292 P.

'EGLER 63' EGLER, J.F. - A Procedure for Converting Logic Table Conditions into an Efficient Sequence of Test Instructions. Comm. ACM 6: 510-514 (set 1963).

'ELLIS 67' ELLIS, J. - Decision Tables a User's Guide. Western Electric Company (jun 1967).

'EVANS 60a' EVANS, ORREN Y. - An Advanced Analysis Method for Integrated Electronics Data Processing. IBM Gen. Information Man. F20-8047. IBM Corp., Poughkeepsie, New York, 1960.

'EVANS 60b' EVANS, ORREN Y. - The Evans Table. Data Processing Digest, (abril 1960).

'EVANS 61' EVANS,ORRREN Y. - Reference Manual for Decision Tables. IBM Corp., Poughkeepsie, New York,1961.

'EVANS 62' EVANS, O.Y. - A Method for Systematic Documentation - Key to Improved Data Processing Analysis. in Computer Applications-1961, (R. S. Hollitch and B. Mittman, eds.), pp. 14-34. Macmillan, New York, 1962.

'FENVES 72' FENVES, S.J. - Processing of Design Specifications Using a Recursive Decision - Table Processor. Proc. IFIP Congr. 71 2: 1050-1055. North-Holland Publ., Amsterdam, 1972.

'FERGUS 67' FERGUS, R.M. - Decision Tables-An Application Analyst/Programmer's View. Data Processing 12: 85-109 (1967).

'FERGUS 68a' FERGUS, R.M. - An Introduction to Decision Tables. J. Syst. Management 19: No. 4: 24-27 (jul-agos 1968).

'FERGUS 68b' FERGUS, R.M. - Good Decision Tables and Their Uses. J. Syst. Management 19: No. 5: 18-21 (set-out 1968).

'FERGUS 69' FERGUS, R.M. - Decision Tables-What, Why and How. Proc. College and Univ. Machine Rec. Conf. 1-20.Univ. of Michigan Press, Ann Arbor, Michigan, 1969.

'FIFE 65' FIFE, ROBERT C. - Decision Tables. Univac Appl. Rep. Sperry Rand Corp., Blue Bell, Pennsylvania, abril 1965.

'FIFE 66' FIFE, ROBERT C. - Decision Tables. Proc. Univac User's Assoc. 15-27 (Spring 1966).

'FISCHBACH et al 75' FISCHBACH, F. GROSS, J. OTT,W. - Entscheidungstabellen Hilfsmittel zur Entscheidungsfindung , Dokumentation und Programmierung. Koln, Muller 1975, 139 P.

'FISHER & SWINDLE 64' FISHER, F.P. SWINDLE, G.F. - Tabular Languages. Computer Programming Systems, Chap. 10. Holt, New York, 1964.

'FISHER 66' FISHER, D.L. - Data Documentation and Decision Tables. Comm. ACM 9: 26-31 (jan 1966).

'FLETCHER 69' FLETCHER, G.R. - Seminar on Decision Tables. Bureau of the Census, (set 1969).

'GANAPATHY & RAJARAMAN 73' GANAPATHY, S. RAJARAMAN, V. - Information Theory Applied to the Conversion of Decision Tables to Computer Programs. Comm. ACM 16: 532-539 (set 1973).

'GE 62a' GENERAL ELECTRIC COMPANY - GE-224 TABSOL Application Manual. CPB-147B. Gen. Elec. Co., Phoeniz, Arizona, 1962.

'GE 62b' GENERAL ELECTRIC COMPANY - GE-225 TABSOL Reference Manual. CPB-147B , (jun 1962).

'GE 67' GENERAL ELECTRIC COMPANY - GECOM-II Reference Manual. GE-200 Series, CPB-1108A, (jan 1967).

'GICS 68' G.I.C.S. LTDA. - Survey Report on the Use of Decision Tables in Data Processing (U.K). NCC (agos 1968).

'GILDERSLEEVE 70' GILDERSLEEVE, T.R. - Decision Tables and Their Practical Application in Data Processing. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, New Jersey, 1970.

'GILDERSLEEVE 75' GILDERSLEEVE, T.R. - The Forum: The Dark Side of Structured Programming. Datamation 21: No. 11: 178-180 (nov 1975).

'GLANS & GRAD 62a' GLANS, THOMAS B. GRAD, BURTON - Tabular Descriptive Language. IBM Tech. Rep. No. 2A5. IBM Corp., White Plains, New York, (jan 1962).

'GLANS & GRAD 62b' GLANS, THOMAS B. GRAD, BURTON - 7080 Decision Table System Preliminary Manual. IBM Technical Report 2D1 (abril 1962).

GLANS 63' — GLANS, THOMAS B. - Progress in Decision Table Applications. Ideas for Management-1963, Systems and Procedures Association.

'GRAD 61' — GRAD, BURTON - Tabular Form in Decision Logic. Datamation 7: No. 7: 22-26 (jul 1961).

'GRAD 62a' — GRAD, BURTON - Decision Tables in Systems Design. Digest Tech. Papers, ACM Nat. Conf. 76-77 (1962).

'GRAD 62b' — GRAD, BURTON - Structure and Concept of Decision Tables. Proc. Decision Tables Symp. 19-28. Assoc. Comput. Machinery, New York, 1962.

'GRAD 65' — GRAD, BURTON - Engineering Data Processing Using Decision Tables. Data Processing 8: 467-476 (1965).

'GRINDLEY 66' — GRINDLEY, C.B.B. - Systematics - A Nonprogramming Language for Designing and Specifying Commercial Systems for Computers. The Computer Journal 9,2 (agos 1966),124-128.

'GRINDLEY 68' — GRINDLEY, C.B.B. - The Use of Decision Tables within Systematics. Comput. J. 11: 128-133 (agos 1968).

'HARRIS 67a' — HARRIS, E.R.-ALP DOS Decision Table Macros. IBM Contributed Program Library, 360D-03.7. 017, (out 1967) .

HARRIS 67b' — HARRIS, F.T.C. - The Partial Automation of Systems Analysis. Contribution to Datafair' 67 (1967).

'HARRISON 71' HARRISON, W.J. - Practically Complete Decision Tables: A Range Approach. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 89-93 (set 1971).

'HARRISON 73' HARRISON, W.J. -CR 26028: Review of King and Johnson. Comp. Revs. 14, (1973), 541.

'HAWES 62a' HAWES,M.K. - The Need for Precise Problem Definition. Proc . Decision Tables Symp. 13.18. Assoc. for Comput. Machinery, New York, 1962.

'HAWES 62b' HAWES, M.K. - Decision Table Tutorial Using DETAB-X. Codasyl System Development Group, Instruction Task Force (out 1962).

'HAWES 65' HAWES,M.K. - The Use of Decision Tables for Problem Specifications. Proc. Univac User's Assoc. 55-61 (Spring 1965).

'HEDAYAH 74' HEDAYAH, MOHAMED M. - An Introduction to Decision Logic Tables. EDRS, 1974, 25 P. ED-110003.

'HIRSCHHORN 58' HIRSCHHORN, E. - Simplification of a Class of Boolean Functions. J. ACM 5,1 (jan 1958), 67-65.

'HONEYWELL 69' HONEYWELL, INC. - Introduction to Decision Tables. Honeywell, Wellesley Hills, Massachusetts,1969.

'HUGHES et al 68' HUGHES, M.L. SHANK, R.M. STEIN,E.S. - Decision Tables. MDI Publ., Wayne, Pennsylvania, 1968.

HUMBY 73' HUMBY, E. - Programs from Decision Tables. Amer. Elsevier, New York, 1973.

'IBM' IBM CORPORATION - Autocoder Decision Table Assembler. The Guide General Program Library (1.1.002).

'IBM 62' IBM CORPORATION - Decision Tables: A Systems Analysis and Documentation Technique. IBM Gen. Information Man. F20-8102. IBM Corp., White Plains, New York, 1962.

'IBM 63a' IBM CORPORATION - Decision Tables Education Guide. R25-1684. IBM Corp., White Plains, New York, 1963.

'IBM 63b' IBM CORPORATION - Decision Tables, Practice Problems and Solutions. R25-1685. IBM Corp., White Plains, New York, 1963.

'IBM 63c' IBM CORPORATION - 1401 Decision Logic Translator H20-0063. Decision Tables - Practice Problems and Solutions, 1963.

'IBM 63d' IBM CORPORATION - IBM 1401 - Decision Logic Translator. Program Ref. Man. H20-0068. White Plains, New York.

'IBM 63e' IBM CORPORATION - 1401 Decision Logic Translator H20-0492l. Decision Tables - Practice Problems and Solutions, 1963.

'IBM 68' IBM CORPORATION - System/360 Decision Logic Translator. Appl. Description Man. H20-0492. IBM Corp., White Plains, New York, 1968.

'IBM 71' IBM CORPORATION - System/360 and System/370 Decision Table Translator (DECTAT) for COBOL and PL/I. Program Description Man. SH19-1009. IBM Corp., White Plains , New York, 1971.

'IBM 74' — IBM CORPORATION - Decision Table Translation (DECTAT) for PLI/I and COBOL. General Information Manual, 2 ED., 1974 (GH19-1074).

'IBRAMSHA & RAJARAMAN 71' — IBRAMSHA , M. RAJARAMAN,V. - A Fast Rule Mask Algorithm for the Conversion of Decision Tables to Computer Programs. Tech. Rep. Compu ter Centre, Indian Inst. Technol. Kanpur,India, 1971.

'IBRAMSHA & RAJARAMAN 78' — IBRAMSHA,M . RAJARAMAN,V. - Detection of Logical Errors in Decision Table Programs. Comm. ACM 21,12 (dez 1978), 1016-1025.

'ICL 69a' — ICL - Decision Tables whith COBOL. ICL 1900 Ser. Provisional Man. International Computers, Ltd., London, England (jan 1969).

'ICL 69b' — ICL - Introduction to Decision Tables.Tech. Publ. 4139. International Computers, Ltd., London, England (fev 1969).

'INFORMATION INDUSTRIES' — INFORMATION INDUSTRIES, INC. - DETRAN. Wayne, Pennsylvania 19087.

'INFORMATION MANAGEMENT a' — INFORMATION MANAGEMENT, INC. - DETAP. 477 Battery Street, San Francisco, California 94111 11 West 42nd Street, New York 10036.

'INFORMATION MANAGEMENT b' — INFORMATION MANAGEMENT, INC. - Basic DETAP. 477 Battery Street, San Francisco, California 94111. 11 West 42nd Street, New York 10036.

'INFORMATION MANAGEMENT c' — INFORMATION MANAGEMENT, INC. - Compact DETAP. 477 Battery Street, San Francisco, California 94111. 11 West 42nd Street, New York, New York 10036.

'INGLIS & KING 68' INGLIS, J. KING, P.J.H. - Flowcharts and Decision Tables. The Computer Journal, 11, 1 (maio 1968), 117-118.

'JACKSON 68a' JACKSON, M.A. - The Forum: The Need for Imprecision. Datamation 14: No. 2: 143-144 (fev 1968).

'JACKSON 68b' JACKSON, M.A. - The Forum: The Meaning of Imprecision. Datamation 14: No. 7: 170 (jul 1968).

'JARVIS 68' JARVIS, J.M. - The Application of Decision Tables to Computer Programming. Comput.Bull. (South Africa) 9: No. 6: 5-13 (jul-agos 1968); 9: No. 7: 12-24 (set-out 1968).

'JARVIS 71' JARVIS, J.M. - An Analysis of Programming Via Decision Table Compilers. SIGPLAN Notices (ACM Newsletter) 6,8 (set 1971), 20-32.

'JOHNSON & DAVIS 70' JOHNSON, F.J.J. DAVIS, J.C. - Decision Tables in Data Processing. Nat. Comput. Centre, Manchester, England, 1970.

'JOHNSON 74' JOHNSON, R.G. - Logical Relations Between Conditions in Decision Tables. PH.D. Thesis, University of London, 1974.

'KATZAN 70' KATZAN, H.Jr. - Decision Logic Tables. Advanced Programming, Chapter 9, Van Nostrand Reinhold, Princeton, New Jersey, 1970.

'KAVANAGH 60' KAVANAGH, THOMAS F. - TABSOL- A Fundamental Concept for Systems-Oriented Languages. Proc. East. Joint Comput. Conf. 18: 117-136. Spartan Books, Washington, D.C., 1960.

'KAVANAGH 61' KAVANAGH, THOMAS F. - TABSOL-The Language of Decision Making. Computers and Automation 10: No. 9: 15, 18-22 (set 1961).

'KAVANAGH & ALLEN 64' KAVANAGH, THOMAS F. ALLEN, M. - The Use of Decision Tables. Data Processing 6: 318-343 (1964).

'KAVANAGH & SCHMIDT 64a' KAVANAGH, THOMAS F. SCHMIDT, D.T. - Using Decision Structure Tables , Part I: Principles and Preparation. Datamation 10, (fev 1964) 42-52.

'KAVANAGH & SCHMIDT 64b' KAVANAGH, THOMAS F. SCHMIDT, D.T. Using Decision Structure Tables, Part II Manufacturing Application. Datamation 10, (mar 1964), 48-54.

'KING 59' KING, J.E. - LOGTAB : A Logic Table Technique. General Electric (mar 1959).

'KING 66' KING, PETER J.H. - Conversion of Decision Tables to Computer Programs by Rule Mask Techniques. Comm. ACM 9,11 (nov 1966) , 796-801.

'KING 67a' KING,PETER J.H.- Some Comments on Systematics. The Computer Journal 10,1 (maio 1967)116-119.

'KING 67b' KING,PETER J.H.- **Decision Tables.** The Computer Journal 10,8 (agos 1967), 135-142.

'KING 68' KING, PETER J.H. - Ambiguity in Limited-Entry Decision Tables. Comm. ACM 11,10 (out 1968), 680-684.

'KING 69' KING, PETER J.H. - The Interpretation of Limited Entry Decision Table Format and Relationships among Conditions. Comput. J. 12:302-326 (nov 1969).

'KING & JOHNSON 73' KING, PETER J.H. JOHNSON, ROGER G. - Some Comments on the Use of Ambiguous Decision Tables and Their Conversion to Computer Programs. Comm. ACM 16: 287-290 (maio 1973).

'KING & JOHNSON 74' KING, PETER J.H. JOHNSON, ROGER G. - Comments on the Algorithm of Verhelst for the Conversion of Limited-Entry Decision Tables to Flowcharts. (Short Communication and Reply), Comm, ACM 17: 43-45 (jan 1974).

'KING & JOHNSON 75' KING, PETER J.H. JOHNSON, ROGER G. - The Conversion of Decision Tables to Sequential Testing Procedures. Comput. J. 18: 298-306 (nov 1975).

'KIRK 65' KIRK, H.W. - Use of Decision Tables in Computer Programming. Comm. ACM 8: 41-43 (jan 1965).

' KLICK 61' KLICK, D.C. - TABSOL, A Decision Table Language for the GE-225. Preprints, 16th Na. Mtg. ACM Paper 10B-2 (1961).

'KNIGHT 70' KNIGHT, JOHN - Design of the Checking Phase of a Decision Table Preprocessor. M.S. Thesis. Univ. College of Wales, Aberystwyth, Wales,1970.

'KOHLER 76' KOHLER, N. - The Technical and Economic Consequences of the Use of Decision Tables in Computer Programming. On-Line Zeitschrift fur Datenverarbeitung (Koln) 14,10 (out 1976), 611-617.

'LaFLEUR 71' LaFLEUR, T.G. - Decision Tables - A Tool for Documenting Logical Condition Relationships. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 9-12 (set 1971).

'LEEDS & NORTHRUP 68' Leeds & Northrup Co., IN5200 FORTRAN IV Systems Programming Language Manual. Publ. 177537. Leeds & Northrup Co., North Wales, Pennsylvania, 1968.

'LEEDS & NORTHRUP' LEEDS & NORTHRUP COMPANY - SPL . Technical Center, Dickerson Road, North Wales, Pennsylvania 19454.

' LEMOINE 71' LEMOINE,D.J . - An Automatic Decision-Logic-Table Processor. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 40-45 (set 1971).

'LESKINEN 66a' LESKINEN, L.E. - General Purpose Systems Design and Programming Techniques. Proceedings of the Univac User's Association Fall 1966.

' LESKINEN 66b' LESKINEN, L.E. - Programming in a Modular Form with or without Decision Tables. Proc. Univac User's Assoc (Fall 1966).

'LEW & TAMANAHA 76' LEW, A. TAMANAHA,D. - Decision Table Programming and Reliability. 2nd International Conference on Software Engineering, San Francisco, Calif., 13-15 (out 1976), (New York, USA IEEE 1976), 370-372.

'LEW 78' LEW, ART - Optimal Conversion of Extended-Entry Decision Tables with General Cost Criteria. Comm. ACM 21, 4 (abril 1978), 269-279.

'LOMBARDI 64' LOMBARDI, L.A. - A General Business-Oriented Language Based on Decision Expressions. Comm. ACM 7,2 (fev 1964), 104-111.

'LONDON 72' LONDON, K.R. - Decision Tables. Auerbach, Philadelphia, Pennsylvania, 1972.

'LOW 69' LOW, D.W. - Program /Test Generation: A Decision Table Approach. IBM Los Angeles Sci. Center, Rep. 320-2633, Los Angeles, California, 1969.

'LOW 73' LOW, DAVID W. - Programming by Questionnaire: An Effective Way to Use Decision Tables. Comm. ACM 16: 282-286 (maio 1973).

'LUDWIG 67' LUDWIG, H.R. - Decision Tables and Simulation. Ph. D. Thesis. Northwestern Univ., Illinois, 1967.

'LUDWIG 68' LUDWIG, H.R. - Simulation with Decision Tables. J. Data Management 6: 20-27, (jan 1968).

'MARKLOF 72' MARKLOF, E. - Decision Table in a New Perspective. Angewandte Info. (German) 10, (out 1972), 480-482.

'MARIELLI & MONTANARI' MARIELLI, ALBERTO MONTANARI, UGO - Optimizing Decision Trees Through Heuristically Guided Search. Comm. ACM 21, 12 (dez 1978), 1025-1039.

'MCCLUSKEY 56' MCCLUSKEY JR., E.T. - Minization of Boolean Functions. The Bell System Technical Journal (nov 1956), 1417-1444.

MCDANIEL 68' MCDANIEL, HERMAN - An Introduction to Decision Logic Tables. Wiley, New York,1968.

'MCDANIEL 70a' MCDANIEL, HERMAN (ED.) - Applications of Decision Tables. Brandon/Systems Press, Princeton, New Jersey, 1970.

' MCDANIEL 70b' MCDANIEL, HERMAN - Decision Table Software- A Handbook. Brandon/Systems Press, Princeton, New Jersey, 1970.

'MAYER 75' MAYER, H.C. - Decision Tables in Education. Proc. 13th Ann. Conv. 26-29. Assoc. Educ. Data Systems, Washington, D.C., 1975.

'METZNER 72' METZNER, J.R. - Decision Table Programming Languages, Generalization and Design. Ph. D. Thesis. The Penn. State Univ. Pennsylvania, 1972.

' METZNER & BARNES 77' METZNER, JOHN R. BARNES, BRUCE H. - Decision Table Languages and Systems. ACM Monograph Series, Academic Press, Inc., New York, 1977, 172 P.

'MEYER 65' MEYER, H.I. - Decision Tables as an Extension to Programming Languages. Data Processing 8: 477-484 (1965).

'MONTALBANO 62' MONTALBANO, M. - Tables, Flowcharts, and Program Logic. IBM Syst. J. 1: 51-63 (set 1962).

'MONTALBANO 64' MONTALBANO, M. - Egler's Procedure Refuted. (Letter to the Editor), Comm. ACM 7: 1 (jan 1964).

'MONTALBANO 74' MONTALBANO, M. - Decision Tables. Sci. Res. Assoc., Chicago, Illinois, 1974.

' MORGAN 65' — MORGAN, J.J. - Decision Tables. Management Services (jan-fev 1965), 13-18.

'MORIYA & HIRAMATSU 76' — MORIYA, S. HIRAMATSU,K. - An Automatic Program Documentatation by Decision Tables Converted from a Computer Program. Inf. Process. Soc. Jap.(Joho Shori) (Japan) 17,9 (1976), 820-827.

'MUTHUKRISHNAN 69' — MUTHUKRISHNAN, C.R. - Analysis and Conversion of Decision Tables to Computer Programs. Computer Centre, Indian Inst. Technol., Kampur, India, 1969.

'MUTHUKRISHNAN & RAJARAMAN' — MUTHUKRISHNAN, C.R. RAJARAMAN, V. - On the Conversion of Decision Tables to Computer Programs. Comm. ACM 13: 347-351 (Jun 1970).

' MYERS 72' — MYERS, H.J. - Compiling Optimized Code from Decision Tables.. IBM J. Res. Develop. 16: 489-503 (set 1972).

'NARAMORE 62' — NARAMORE, F. - Applications of Decision Tables to Management Information Systems. Proc. Decision Tables Symp. 63-74. Assoc. Comput. Machinery, New York, 1962.

'NCC 68' — Nat. Comput. Centre. Survey Report on the Use of Decision Tables in Data Processing. Nat. Comput. Centre, Manchester, England (agos 1968).

' NCC 72' — NATIONAL COMPUTER CENTRE LTDA., THE - FILETAB User Manual. Quay House, Quay Street, Manchester 3, England (1972).

'NATTER 76' NATTER, L. - Entscheidungstabellen in ADV und Fachbereich ist die Verwendung von Entscheidungstabellen ein Fortschritt. Burotechnik (Baden-Baden) 24,3 (1976), 42-47.

'NICKERSON 61' NICKERSON, R.C. - An Engineering Application of Logic-Structure Tables. Comm. ACM 4: 516-520 (nov 1961).

'O'BRIEN 64' O'BRIEN, J.L. - Some Promising Approches to Computerizing Administrative Operations. U.S. Bureau of the Census (1964).

'OERTER 68' OERTER, G.W. - A New Implementation of Decision Tables for a Process Control Language. IEEE Trans. Ind. Electron. Control Instrumen. 15: No. 2: 57-61 (dez 1968).

'PAGER 69' PAGER, DAVID - On the Problem of Finding Minimal Programs for Tables. Inform. and Contr. 14, (1969), 550-554.

'PAGER 74' PAGER, DAVID - Further Results on the Problem of Finding Minimal Length Programs for Decision Tables. J.ACM 21,2 (abril 1974), 207-212.

'PEEL 69' PEEL, ROGER - Decision Table Translation. Comput. Bull. 13: 419-421 (dez 1969).

'POLLACK & WRIGHT 62' POLLACK, SOLOMON L. WRIGHT, K.R. - Data Description for DETAB-X. Rand Corp. Santa Monica, California, (mar 1962).

'POLLACK 62a' POLLACK, SOLOMON L. - DETAB-X: An Improved Business-Oriented Computer Language. RM-3273-PR. Rand Corp., Santa Monica, California (agos 1962).

'POLLACK 62b' POLLACK, SOLOMON L. - What is DETAB-X? Proc. Decision Tables Symp. 29-39. Assoc. Comput. Machinery, New York, 1962.

'POLLACK 63a' POLLACK, SOLOMON L. - Status Report of DETAB-X. Rand Corporation Paper P-2687. (jan 1963), 7 P.

'POLLACK 63b' POLLACK, SOLOMON L. - DETAB-X and the world of Banking. Rand Corporation Paper P-2697 (Fev 1963), 12 P.

'POLLACK 63c' POLLACK, SOLOMON L. - CODASYL, COBOL and DETAB-X. Datamation 9,2 (Fev. 1963) 61.

'POLLACK 63d' POLLACK, SOLOMON L. - Analysis of the Decision Rules in Decision Tables. RM-3669-PR. Rand Corp., Santa Monica, California (maio 1963).

'POLLACK 63e' POLLACK, SOLOMON L. - How to Build and Analyze Decision Tables. P-2829. Rand Corp., Santa Monica,California(nov 1963).

'POLLACK 64a' POLLACK, SOLOMON L. - Conversion of Limited-Entry Decision Tables to Computer Programs. Comm. ACM 8: 677-682 (nov. 1965).

'POLLACK 64b' POLLACK, SOLOMON L. - The Development and Analysis of Decision Tables. Ideas for Management, 1964, International Systems Meeting, Systems and Procedures Association, Philadelphia, 1964.

'POLLACK 65' POLLACK, SOLOMON L. - Decision Tables for Systems Design. Data Processing 8: 485-492. (1965).

'POLLACK 66a' POLLACK, SOLOMON L. - Decision Tables Directly into Program. Ideas for Management: Papers and Case Histories Presented at 1966 Internat. Syst. Mtg. 54-90. Assoc. Syst. Management, Cleveland, Ohio, 1966.

'POLLACK 66b' POLLACK, SOLOMON L. - On Storage Space of Decision Tables. (Letters to Editor) Comm. ACM 9,5 (maio 1966).

'POLLACK 67' POLLACK, SOLOMON L. - CR 12948 Review of King. Comp. Revs. 8, (1967), 501-502.

'POLLACK 68a' POLLACK, SOLOMON L. The Forum: Decision, Not Imprecision. Datamation 14: No. 3: 172 (mar 1968).

'POLLACK 68b' POLLACK, SOLOMON L. HICKS,H. - Decision Tables System Design and Programming. Notes ACM Prof. Develop. Sem. Information Management, Inc. San Francisco, California, 1968.

'POLLACK & HARRISON 69' POLLACK, SOLOMON L. HARRISON,W.J. - DETAP Version III User's Guide. IMI, (jul 1969).

'POLLACK et al 70' POLLACK, S.L. HICKS,H. HARRISON, W. - A Decision Table Approach to System Analysis. Data Base 2: No. 1: 6-12 (Spring 1970).

'POLLACK & MUTHUKRISHNAN 71' POLLACK, SOLOMON L. MUTHUKRISHNAN, C.R. Comment on the Conversion of Decision Tables to Computer Programs. Comm. ACM 14,1 (jan 1971), 52.

'POLLACK et al 71' POLLACK, SOLOMON L. HICKS JR.,H.T. HARRISON,W.J. - Decision Tables: Theory and Practice. Wiley (Interscience), New York, 1971.

'POOCH 74' POOCH, U.W. - Translation of Decision Tables. Comput. Surveys 6: 125-151 (jun 1974).

'PRESS 65' PRESS, LAURENCE I. - Conversion of Decision Tables to Computer Programs. Comm. ACM 8,6 (jun 1965), 385-390.

'QUINE 52' QUINE, W.V. - The Problem of Simplifying Truth Functions. American Math. Mon. 59,8 (out 1952), 521-531.

'QUINE 65' QUINE, W.V. - A Way to Simplify Truth Functions. American Math. Mon., Vol. 62 (1965), 627-631.

'RABIN 71' RABIN, J. - Conversion of Limited-Entry Decision Tables into Optimal Decision Trees: Fundamental Concepts. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 68.74 (set 1971).

'REINWALD & SOLAND 66' REINWALD, LEWIS T. SOLAND,RICHARD M. Conversion of Limited-Entry Decision Tables to Optimal Computer Programs I: Minimum Average Processing Time. J. ACM 13: 339-358 (jul 1966).

'REINWALD 66' REINWALD, LEWIS T. - An Introduction To TAB40: A Processor For Table-Written FORTRAN IV Programs. RAC-TP-229. Res. Anal. Corp., McLean, Virginia (nov 1966).

'REINWALD & WILLIAMS 67' REINWALD, L.T. WILLIAMS,J.S. TAB40 for FORTRAN IV - A Self-Instructional Course, Res. Anal. Corp., McLean, Virginia (Jul 1967).

'REINWALD & SOLAND 67' REINWALD, LEWIS T. SOLAND, R.M. - Conversion of Limited-Entry Decision Tables to Optimal Computer Programs II: Minimum Storage Requirement. J. ACM 14: 742-756 (out 1967).

'RESEARCH ANALYSIS' RESEARCH ANALYSIS CORPORATION - TAB40. McLean, Virginia.

'ROBINSON 70' ROBINSON, F. - Processing of Decision Tables in COBOL. Computer Weekly No. 222/223 (dez 1970).

'SAAB 69' SAAB AKTIEBOLAG - Beslutstabeller I ALGOL 60 (BETAB-68). DATASAAB 9006, A6372.01.23 (fev 1969), Linkoping, Sweden.

'SCHUMACHER 74' SHUMACHER, HELMUT - The Synthesis of Optimal Decision Trees from Decision Tables. M. SC. TH., Rep. CSRG-46, Computer Systems Research Group, U. of Toronto, (dez 1974).

'SCHUMACHER & SEVCIK 76' SCHUMACHER, HELMUT SEVCIK, KENNETEH C. The Synthetic Approach to Decision Table Conversion. Comm. ACM 19,6 (jun 1976), 343-351.

'SCHWARTZ 68' SCHWARTZ, B.M. - Decision Tables in Programming and Automatic Program Documentation with a LISP Implementation. M.S. Thesis. Courant Inst. Math. Sci., New York, Univ., 1968.

'SCHWARTZ 71' SCHWARTZ, B.M.- LISP 1.5 Decision Tables Implemented for a Serial Computer and Proposed for a Parallel Computer. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 93-103 (set 1971).

'SCOWEN 71' SCOWEN, R.S. - The Use of Decision Tables in Babel. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 54-68 (set 1971).

'SESHAGIRI 67' SESHAGIRI, N - Relay Tree Decomposition of Decision Tables. Proc. IEEE (Letters) 55: 1648-1649 (set 1967).

'SEVCIK & SCHUMACHER 76' SEVCIK, K.C. SCHUMACHER H. - Letter. Comm. ACM 19, 12 (dez 1976), 706-707.

'SHAW 65' SHAW, C.J. - Decision Tables - An Annotated Bibliography. TM-2288. Syst. Develop. Corp., Santa Monica, California (abril 1965).

'SHAW 71' SHAW, C.J. (Ed.) - Decision Tables. SIGPLAN Notices 6,8 (set 1971),1-111.

'SHOBER 66' SHOBER, J.A.H. - Decision Tables for Better Management Systems. Systems and Procedures J. 17: No. 2: 28-32 (mar-abr 1966).

'SHWAYDER 71' SHWAYDER, KEITH - Conversion of Limited-Entry Decision Tables to Computer Programs-A Proposed Modification to Pollack's Algorithm. Comm. ACM 14: 69-73 (fev 1971).

'SHWAYDER et al 72' SHWAYDER, KEITH KENNEY, A.A. - AINSLE, R.J. - Decision Tables - A Tool for Tax Practioners. The Tax Adviser 3,6 (jun 1972), 336-345.

'SHWAYDER 74' SHWAYDER, KEITH - Extending the Information Theory Approach to Converting Limited-Entry Decision Tables to Compu ter Programs. Comm. ACM 17: 532-537 (set 1974),

'SHWAYDER 75' SHWAYDER, KEITH - Combining Decision Rules in a Decision Table. Comm. ACM 18: 476-480 (agos 1975).

'SILBERG 71a' SILBERG, B - Decision Table Bibliography. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 1-4 (set 1971).

'SILBERG 71b' SILBERG, B - DETAB/65 in Third-Gene ration COBOL. SIGPLAN Notices 6:No. 8: 4-8 (set 1971).

'SLAGLE 64' SLAGLE, J.R. - An Efficient Algorithm for Finding Certain Minimum Cost Procedures for Making Binary Decisions. J. ACM 11,3 (jul 1964), 253-264.

' SMILLIE & SHAVE 75' SMILLIE, K.W. SHAVE, M.J.R. - Converting Decision Tables to Computer Programs. Comput. J. 18: 108-111 (maio 1975).

'SMITH 69' SMITH, B.W. - Decision Tables Revisited .Proc. 4th Australian Comput. Conf. 295-302. Griffin Press, Netley, S. Australia, 1969.

'SOFTWARE MARKETING' SOFTWARE MARKETING, INC. - Decisus. 52 Vanderbilt Avenue, New York, New York 10017.

'SPEIGEL 75' SPEIGEL, W. - Entscheidungstabellengene_ ratoren fur PLI. Elektronishe Rechenanlagen 17, (dez 1975), 293-299.

'SPRAGUE 66' SPRAGUE, V.G. On Storage Space of Decision Tables. (letters to the Editor), Comm. ACM 9: 319 (maio 1966).

'ST. CLAIR 70' ST. CLAIR, P.R. JR. - Decision Tables Clear the Way for Sharp Selection. Computer Decisions 12,2 (fev 1970), 14-18.

'STATISKISK SENTRALBYRA' STATISKISK SENTRALBYRA - Decision Table Generator. Dronningensgate 16, Oslo, Norway.

'STERBENZ 71' STERBENZ, R.F. - TABSOL Decision Table Preprocessor. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 33-40 (set 1971).

'STRUNZ 73' STRUNZ,HORST - The Development of Decision Tables via Parsing of Complex Decision Situations. Comm. ACM 16: 366-369 (jun 1973).

'STRUNZ & JORGENSEN 76' STRUNZ, HORST JORGENSEN,P.C. - Anwendung Graphentheoretischer Verfahren in der Entscheidungs tabellentechnik. Angewandte Informatik 18, (fev 1976), 65-73.

'SUN OIL' SUN OIL COMPANY - SUNTRAN. 1608 Walnut Street, Philadelphia, Pennsylvania.

'TAYLOR 68a' TAYLOR, H. - Decision Table Technique for Computer Systems. Hirschfeld Press, Philadelphia, Pa., 1968.

'TAYLOR 68b' TAYLOR, H. - Decision Logic Table Technique for Computer Systems. CompuTech Management. Publ. Littleton, Colorado, 1968.

'THURNER & BAUKNECHT 74' THURNER R. BAUKNECHT, K - Procedural Decision Tables and Their Implementation. Proc.Internat. Comput. Symp. 259-263. Amer. Elsevier, New York, 1974.

'TRILOG' TRILOG ASSOCIATES, INC. - SMP. 37 S. 16th Street, Philadelphia, Pennsyl vania 19102.

'USASI 68' USASI - Final Report fo the Ad Hoc Co mmittee on Decision Tables. USA Std. Inst., New York (jul 1968).

'UNIVAC USERS' UNIVAC USERS ASSOCIATION - DETAB-66. 1290 Avenue of the Americas, New York 10019.

'VEINOTT 66a' VEINOTT, C.G. - Programming Decision Tables in FORTRAN, COBOL or ALGOL. Comm. ACM 9: 31-35 (Jan 1966).

'VEINOTT 66b' VEINOTT, C.G. - More on Programming Decision Tables. (Letter to the Editor), Comm. ACM 9: 485 (jul 1966).

'VEITCH 52' VEITCH, E.W. - A Chart Method for Simplifying Truth Functions. Proc. ACM Nat. Conf. 127-134 (1952).

'VERHELST 68' VERHELST, M. - Procedures for Finding Optimal and Near Optimal Test Sequences for Applying Rule Mask Techniques in Object Programs Derived from Decision Tables. IAG Quarterly 1,1 (jul 1968), 47-65.

'VERHELST 69' VERHELST, M. - A Technique for Constructing Decision Tables . IAG Quart. J. 2: 27-36 (mar 1969).

'VERHELST 72' VERHELST, M. - The Conversion of Limited-Entry Decision Tables to Optimal and Near-Optimal Flowcharts: Two New Algorithms . Comm. ACM 15: 974-980 (nov 1972).

'VERHELST 73' VERHELST, M. - Beslissingstabellen. Sanson Nv. Alphen A/D RIJN, 1973, 75 P.

'VIVIAN 71' VIVIAN, R.L. - Program Logic Table (PLOT) Programming Method. IBM Tech. Disclosure Bull. 14: 1109-1110 (set 1971).

'WARNIER 76' WARNIER, JEAN D. - Logical Construction of Programs. Van Nostrand Reinhold Company, 1976, 230 P.

'WEISBARD 71' WEISBARD, M.F. - DETAP/55: A Decision Table Preprocessor for Generating Single-Paragraph, Fully Nested COBOL Code. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 45-53 (set 1971).

'WILLIAMS 65' WILLIAMS, W.K. - Decision Structure Tables. NAA Bulletin, No. 9 (1965), 58-62.

'WILLOUGHBY & ARNOLD 72' WILLOUGHBY, T.C. - Communicating with Decision Tables, Flowcharts and Prose. Data Base 4,3 (1972), 6-25.

'WILLOUGHBY & JOHNSTON 73' WILLOUGHBY, T.C. JOHNSTON, A.L. Programming from Prose, Flowcharts or Decision Tables. SIGCSE Bull. 5: No. 4: 4-8 (dez 1973).

'WOOD 67' WOOD, D.R. - Decision Tables. Ideas for Management: Papers and Case Histories Presented at 1967 Internat. Syst. Mtg. 113-120. Assoc. Syst. Management, Cleveland, Ohio, 1967.

'WOODALL 70' WOODALL, A.D. - A Rule Mask Technique for Decision Table Translation. Comput. Bull. 14:347 (out 1970).

'WOODGATE 68' WOODGATE, H.S. - Planning Networks and Resource Allocation.Datamation, (jan 1968).

'WOODS & HAWES 71' WOODS, C.G. HAWES, M.K. - Optimized Code Generation from Extended-Entry Decision Tables. SIGPLAN Notices 6: No. 8: 74-80 (set 1971).

'WRIGHT 62' WRIGHT, K.R. - Approaches to Decision Table Processors. Proceedings Decision Tables Symposium (set 1962) 41-44.

'YASUI 71' YASUI, TOSHIO - Some Aspects of Decision Table Conversion Techniques. SIGPLAN Notices 6: No. 8:104-111 (set 1971).

'YASUI 72' YASUI, TOSHIO - Conversion of Decision Tables into Decision Trees. Ph. D. Thesis, UIUCDCS-R-72-501. Univ. of Illinois at Urbana-Champaign,1972.

ANEXO T

Nome da Linguagem	Traduzida para	Referências bibliográficas
Autocoder Decision Table Assembler	IBM Autocoder	[IBM, MCDANIEL 70b]
BETAB-68	ALgol 60	[BJORK 68, MCDANIEL 68, SAAB 69, MCDANIEL 70b]
CENTAB	Cobol	[CENSUS 64a, CENSUS 64b, MCDANIEL 70b]
COLOGEN		[DATAWARE a]
COMPUTRAN	Cobol	[COMPUMATICS, MCDANIEL 70b]
DECISION TABLE GENERATOR	FORTRAN	[STATISKISK SENTRAL BYRA, MCDANIEL 70b]
DECISUS	Cobol	[MCDANIEL 68, SOFTWARE MARKETING, MCDANIEL 70b]
DECTAT	PL/I, Cobol	[IBM 71, IBM 74]
DETAB/65	Cobol	[BOERDAM 66a, BOERDAM 66b, CALKINS 62, CHAPMAN 66, HUGHES et al 68, CHAPMAN & CALLAHAN 67, CODASYL 62c, SILBERG 71b, MCDANIEL 70b]
DETAB-66	Cobol	[UNIVAC USERS, MCDANIEL 70b]
DETAB-67	Cobol	[DOW, MCDANIEL 70b]

Nome da Linguagem	Traduzida para	Referências Bibliográficas
DETAB-X	Cobol61, com alterações	[CALKINS 62, CODASYL 62b, CODASYL 62c, HAWES 62b, POLLACK & WRIGHT 62, POLLACK 62a, POLLACK 62b, POLLACK 63a, POLLACK 63b, POLLACK 63c, MCDANIEL 70b]
DETAP BASIC DETAP COMPACT DETAP	Cobol Cobol Cobol	[MCDANIEL 70b, POLLACK & HARRISON 69, DENT 69, INFORMATION MANAGEMENT a, INFORMATION MANAGEMENT b, INFORMATION MANAGEMENT c]
DETAP/55		[WEISBARD 71]
DETOC	Cobol	[MCDANIEL 70b,WOODS & HAWES 71,INFORMATION SYSTEMS]
DETRAN	Cobol	[HUGHES et al 68, MCDANIEL 70b,INFORMATION INDUSTRIES]
DTP-IV		[DATAWARE b]
EMG ALGOL 60		[BARGULYA 76]
FILETAB		[NCC 72, MCDANIEL 70b]
FORTAB	Fortran	[ARMERDING 62, MCDANIEL 70b, ACM 62]
GECOM/TABSOL	Cobol	[GE 67, MCDANIEL 70b]
IBM 1401 DECISION LOGIC TRANSLATOR	FORTRAN II	[IBM 63c, IBM 63d, IBM 63e, MCDANIEL 70b]

Nome da Linguagem	Traduzida para	Referências Bibliográficas
LISP 1.5 DECISION TABLES	LISP	[SCHWARTZ 68, SCHWARTZ 71]
LOBOC	Autocoder com "macros"	[DEVINE 62, MCDANIEL 70b]
LOGTAB	Fortran	[KING 59, MCDANIEL 70b]
NITA		[BARNARD 67]
PET	PL/1	[COULTER 67, HUGHES et al 68, MCDANIEL 70b]
PLOT		[VIVIAN 71]
SMP	Cobol	[TRILOG, MCDANIEL 70b]
SPL	Fortran	[LEEDS & NORTHRUP, MCDANIEL 70b, OERIER 68]
SUNTRAN	Fortran	[SUN OIL, MCDANIEL 70b]
SYSTEM/360 DECISION LOGIC TRANSLATOR	Fortran (subconjunto)	[IBM 68, HUGHES et al 68, MCDANIEL 70b]
TAB40	Fortran IV	[REINWALD 66, REINWALD & WILLIAMS 67, RESEARCH ANALYSIS, MCDANIEL 70b]
TAB 7C	Fortran IV	[CENSUS, MCDANIEL 70b]
TAB70	Fortran IV ou Cobol 61	[C.E.I.R., MCDANIEL 70b]

Nome da Linguagem	Traduzida para	Referências Bibliográficas
TABSOL	Cobol	[GE 62a, GE 62b, KAVANAGH 60, KAVANAGH 61, KLICK 61, STERBENZ 71, CANTRELL 62, HUGHES at al 68, MCDANIEL 70b]
TABULAR DESCRIPTIVE LANGUAGE		[GLANS & GRAD 62a]