

# **Compiladores:**

## **Apontamentos sobre linguagens livres de contexto**

(ano letivo de 2022-2023)

Artur Pereira, Miguel Oliveira e Silva

Maio de 2023

## Nota prévia

Este documento representa apenas um compilar de notas sobre a matéria teórico-prática lecionada na unidade curricular “Compiladores”, sem pretensões, por isso, de ser um texto exaustivo. No caso do último capítulo, na realidade, é apenas um enumerar das secções do *Dragon Book* usadas na produção dos *slides*. A sua leitura deve apenas ser encarada como ponto de partida e nunca como único elemento de estudo. Os *slides*, em muitos aspetos, estão mais completos que estes apontamentos.

# Conteúdo

|  |          |
|--|----------|
| <b>1 Gramática livre de contexto</b>                           | <b>1</b> |
| 1.1 Definição de gramática livre de contexto                   | 2        |
| 1.2 Derivação  | 3        |
| 1.3 Operações sobre gramáticas livres de contexto              | 4        |
| 1.3.1 Reunião  | 4        |
| 1.3.2 Concatenação   | 5        |
| 1.3.3 Fecho de Kleene  | 5        |
| 1.3.4 Intersecção e complementação                             | 5        |
| 1.4 Árvore de derivação  | 5        |
| 1.4.1 Ambiguidade  | 6        |
| 1.5 Limpeza de gramáticas                                      | 8        |
| 1.5.1 Símbolos produtivos e não produtivos                     | 8        |
| 1.5.2 Símbolos acessíveis e não acessíveis                     | 9        |
| 1.5.3 Gramáticas limpas  | 10       |
| 1.6 Transformações em GIC                                      | 10       |
| 1.6.1 Eliminação de produções- $\epsilon$                      | 10       |
| 1.6.2 Eliminação de recursividade à esquerda                   | 11       |
| 1.6.3 Fatorização à esquerda                                   | 12       |
| 1.7 Os conjuntos <b>first</b> , <b>follow</b> e <b>predict</b> | 13       |
| 1.7.1 O conjunto <b>first</b>                                  | 13       |
| 1.7.2 O conjunto <b>follow</b>                                 | 13       |
| 1.7.3 O conjunto <b>predict</b>                                | 14       |

|          |   |           |
|----------|---|-----------|
| <b>2</b> | <b>Análise sintática descendente</b>                          | <b>15</b> |
| 2.1      | Reconhecimento preditivo . . . . .                            | 16        |
| 2.2      | Reconhecedores recursivo-descendentes . . . . .               | 17        |
| 2.3      | Reconhecedores descendentes não recursivos . . . . .          | 18        |
| 2.4      | Implementação de gramáticas de atributos . . . . .            | 20        |
| <b>3</b> | <b>Análise sintática ascendente</b>                           | <b>21</b> |
| 3.1      | Conflitos . . . . .   | 23        |
| 3.2      | Construção de um reconhecedor ascendente . . . . .            | 25        |
| 3.2.1    | Construção da coleção de conjuntos de itens . . . . .         | 25        |
| 3.2.2    | Tabela de decisão para um reconhecimento ascendente . . . . . | 27        |
| 3.2.3    | Algoritmo de reconhecimento . . . . .                         | 27        |
| <b>4</b> | <b>Gramática de atributos</b>                                 | <b>29</b> |
| 4.1      | Definição de gramática de atributos . . . . .                 | 29        |
| 4.1.1    | Atributos herdados e atributos sintetizados . . . . .         | 29        |
| 4.1.2    | Construção de gramáticas de atributos . . . . .               | 29        |
| 4.2      | Ordem de avaliação dos atributos . . . . .                    | 30        |
| 4.2.1    | Grafo de dependências . . . . .                               | 30        |
| 4.2.2    | Tipos de gramáticas de atributos . . . . .                    | 30        |

# Capítulo 1

## Gramática livre de contexto

Considere uma estrutura  $G$ , definido sobre o alfabeto  $T = \{a, b, c\}$ , com as regras de rescrita

$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & \varepsilon \\ & | & X S \\ X & \rightarrow & a \\ & | & c \\ & | & a b c \end{array} \quad \text{Fecho!}$$

Uma gramática:  $G = (T, N, P, S)$

$T$  é o conjunto dos símbolos terminais

$N$  é o conjunto dos símbolos não terminais ( $T \cap N = \emptyset$ )

$P$  é um conjunto de produções

$S \in N$  é o símbolo inicial

CASO GERAL

$\alpha \rightarrow \beta$

$\alpha$  : a cabeça da produção

$\alpha \in (N \cup T)^*$

$\beta$  : o corpo da produção

$\beta \in (N \cup T)^*$

Todos os palavras que têm um  $a$  antes do  $b$  e um  $c$  depois!

Que palavras se podem gerar a partir de  $S$ ? Podem gerar-se 0 ou mais concatenações de  $X$ , sendo cada  $X$  substituível por  $a$ ,  $c$  ou  $abc$ . Ou seja, pode gerar-se a mesma linguagem que a descrita pela expressão regular  $e = (a|c|abc)^*$ . Embora a linguagem seja regular, a gramática não o é. A produção  $S \rightarrow X S$  viola a definição de gramática regular, porque tem dois símbolos não terminais.

Considere agora a gramática  $G$

$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & \varepsilon \\ & | & a S b \end{array}$$

definida sobre o alfabeto  $T = \{a, b\}$ . Qual é a linguagem  $L$  descrita pela gramática  $G$ ? A partir de  $S$  podem gerar-se as palavras  $\varepsilon$ ,  $ab$ ,  $aabb$ ,  $\dots$ , ou seja  $L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ . Pode provar-se que esta linguagem não é regular. Por conseguinte, não é possível definir uma expressão regular, gramática regular ou autómato finito que a represente.

### Exemplo 1.1

Considere sobre o alfabeto  $T = \{a, b\}$ , a gramática

$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & a S \\ & | & a X \\ X & \rightarrow & a b \\ & | & a X b \end{array}$$

Esta gramática gera a linguagem  $L = \{a^m b^n \mid n > 0 \wedge m > n\}$ . O símbolo  $X$  gera a linguagem  $a^n b^n$ , com  $n > 0$ . O símbolo  $S$  gera  $a^k$ , com  $k > 0$ , seguido de  $X$ . A conjugação resulta nas palavras  $a^k a^n b^n$ , com  $k, n > 0$ .

### Exemplo 1.2

Considere sobre o alfabeto  $T = \{a, b, c\}$ , a gramática

$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & c \\ & | & a S a \\ & | & b S b \end{array}$$

$$\begin{array}{c} c \\ a c a \\ \frac{a b c b a}{w} : \frac{b a}{w^R} \\ c \in L \end{array}$$

Esta gramática gera a linguagem  $L = \{w c w^R \mid w \in \{a, b\}^*\}$ , onde  $w^R$  representa a palavra  $w$  com os símbolos colocados por ordem inversa.

As linguagens dos dois últimos exemplos também não são regulares, não podendo, por isso, ser descritas por expressões regulares. Correspondem a linguagens designadas **livres de contexto**, ou **independentes do contexto**. As gramáticas adequadas para descrever estas linguagens têm todas as suas produções da forma  $A \rightarrow \beta$ , em que  $A$  é um símbolo não terminal e  $\beta$  é uma sequência constituída por zero ou mais símbolos terminais ou não terminais.

$$\alpha \in N, \beta \in (T \cup N)^*$$

No exemplo seguinte apresenta-se uma gramática **dependente do contexto**.

### Exemplo 1.3

Considere sobre o alfabeto  $T = \{a, b, c\}$ , a gramática

$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & a S B C \\ & | & a b C \\ C B & \rightarrow & B C \\ b B & \rightarrow & b b \\ b C & \rightarrow & b c \\ c C & \rightarrow & c c \end{array}$$

Esta gramática gera a linguagem  $L = \{a^n b^n c^n \mid n > 0\}$ . Note que, por exemplo, na produção  $b B \rightarrow b b$  o símbolo não terminal  $B$  apenas se pode transformar em  $b$  se tiver um  $b$  imediatamente à sua esquerda.

## 1.1 Definição de gramática livre de contexto

Formalmente, uma gramática livre de contexto é um quádruplo  $G = (T, N, P, S)$ , onde

- $T$  é um conjunto finito não vazio de símbolos terminais;

- $N$ , sendo  $N \cap T = \emptyset$ , é um conjunto finito não vazio de símbolos não terminais;
- $P$  é um conjunto de produções, cada uma da forma  $\alpha \rightarrow \beta$ , onde
  - $\alpha \in N$
  - $\beta \in (T \cup N)^*$  *De uma gramática regular, onde  $(\beta \in T^+ \cup T^*N)$*
- $S \in N$  é o símbolo inicial.

Nas produções,  $\alpha$  e  $\beta$  são designados por **cabeça da produção** e **corpo da produção**, respetivamente. Note que relativamente à definição de gramática regular a diferença está na definição de  $\beta$ . No caso das gramáticas dependentes do contexto, como é o caso da do exemplo 1.3, a cabeça das produções ( $\alpha$ ) deixa de ter de ser necessariamente um único símbolo não terminal.

## 1.2 Derivação

**D** Dada uma produção  $u \rightarrow v$  e uma palavra  $\alpha u \beta$ , chama-se **derivação direta** à rescrita de  $\alpha u \beta$  em  $\alpha v \beta$ , denotando-se

$$\alpha u \beta \Rightarrow \alpha v \beta$$

Em algumas situações, será usada o termo **passo de derivação** como sinónimo de derivação direta.

**D** Chama-se **derivação** a uma sucessão de zero ou mais derivações diretas, denotando-se

$$\alpha \Rightarrow^* \beta$$

ou, equivalentemente,

$$\alpha = \alpha_0 \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \dots \Rightarrow \alpha_n = \beta$$

onde  $n$  é o comprimento da derivação.

- A notação  $\alpha \Rightarrow^n \beta$  é usada para representar uma derivação de comprimento  $n$
- A notação  $\alpha \Rightarrow^+ \beta$  é usada para representar uma derivação de comprimento não nulo

**D** Dada uma gramática  $G = (T, N, P, S)$  e uma palavra  $u \in (T \cup N)^+$ , o conjunto das **palavras derivadas** a partir de  $u$  é representado por

$$D(u) = \{v \in T^* : u \Rightarrow^* v\}$$

$S \rightarrow \epsilon \mid aB \mid bA \mid cS$   
 $A \rightarrow aS \mid bAA \mid cA$   
 $B \rightarrow aBB \mid bS \mid cB$

Transformar  $S$  na palavra "aabcb" por aplicação sucessiva de produções da gramática.

$S \Rightarrow aB \Rightarrow a aBB \Rightarrow a a bSB \Rightarrow a a b cB$   
 $\Rightarrow a a b c bS \Rightarrow a a b c b cS \Rightarrow a a b c b c$

*é uma derivação à esquerda pois quando temos 2 ou mais símbolos não terminais optamos por derivar primeiro o da esquerda*

**D** A linguagem gerada pela gramática  $G = (T, N, P, S)$  é representada por

$$L(G) = D(S) = \{v \in T^* : S \Rightarrow^* v\}$$

Nas gramáticas livres de contexto, em geral, em cada passo de uma derivação estão envolvidos vários símbolos não terminais. Como as produções têm a forma  $\alpha \rightarrow \beta$ , com  $\alpha \in N$  e  $\beta \in (T \cup N)^*$ ,  $\beta$  pode conter vários símbolos não terminais, que serão introduzidos na derivação se a produção for utilizada.

A gramática seguinte, definida sobre o alfabeto  $T = \{a, b\}$ , é livre de contexto e gera a linguagem  $L = \{w \in T^* \mid \#(a, w) = \#(b, w)\}$

$$\begin{aligned} S &\rightarrow aB \mid bA \\ A &\rightarrow a \mid aS \mid bAA \\ B &\rightarrow b \mid bS \mid aBB \end{aligned}$$

A palavra  $aabbab$  tem 4 derivações possíveis, das quais são apresentadas duas.

1.  $\underline{S} \Rightarrow a\underline{B} \Rightarrow aa\underline{BB} \Rightarrow aab\underline{B} \Rightarrow aabb\underline{S} \Rightarrow aabba\underline{B} \Rightarrow aabbab$  *f à esquerda*
2.  $\underline{S} \Rightarrow \underline{a}B \Rightarrow \underline{a}aBB \Rightarrow \underline{a}aBb\underline{S} \Rightarrow \underline{a}aBba\underline{B} \Rightarrow \underline{a}a\underline{B}bab \Rightarrow aabbab$  *f à direita*

Usou-se o sublinhado para destacar o símbolo não terminal expandido em cada derivação direta.

A derivação 1 designa-se por **derivação à esquerda**, porque em cada passo se expande o símbolo não-terminal mais à esquerda. A derivação 2 designa-se por **derivação à direita**, porque em cada passo se expande o símbolo não-terminal mais à direita.

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.2.3, "Derivations".*

## 1.3 Operações sobre gramáticas livres de contexto

A classe das gramáticas livres de contexto é fechada sobre as operações de reunião, concatenação e fecho, **mas não o é sobre as operações de intersecção e complementação.**

~~Intersecção~~ ~~Complemento~~

### 1.3.1 Reunião

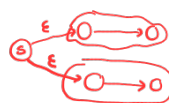
Sejam  $G_1 = (T, N_1, P_1, S_1)$  e  $G_2 = (T, N_2, P_2, S_2)$  duas gramáticas livres de contexto que geram as linguagens  $L_1$  e  $L_2$ , respetivamente. A gramática  $G = (T, N, P, S)$ , onde

$$S \notin (T \cup N_1 \cup N_2);$$

$$N = N_1 \cup N_2 \cup \{S\}$$

$$P = P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1, S \rightarrow S_2\}$$

gera a linguagem  $L = L_1 \cup L_2$ .





### 1.3.2 Concatenação

Sejam  $G_1 = (T, N_1, P_1, S_1)$  e  $G_2 = (T, N_2, P_2, S_2)$  duas gramáticas livres de contexto que geram as linguagens  $L_1$  e  $L_2$ , respetivamente. A gramática  $G = (T, N, P, S)$ , onde

$$S \notin (T \cup N_1 \cup N_2);$$

$$N = N_1 \cup N_2 \cup \{S\}$$

$$P = P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1 S_2\}$$

gera a linguagem  $L = L_1 \cdot L_2$ .

### 1.3.3 Fecho de Kleene

Seja  $G_1 = (T, N_1, P_1, S_1)$  uma gramática livre de contexto que gera a linguagem  $L_1$ . A gramática  $G = (T, N, P, S)$ , onde

$$S \notin (T \cup N_1);$$

$$N = N_1 \cup \{S\}$$

$$P = P_1 \cup \{S \rightarrow \epsilon, S \rightarrow S_1 S\}$$

gera a linguagem  $L = L_1^*$ .

### 1.3.4 Intersecção e complementação

Se  $L_1$  e  $L_2$  são duas linguagens livres de contexto, e, por conseguinte, descritíveis por gramáticas livres de contexto, a sua intersecção pode não o ser. Já se disse atrás que a linguagem

$$L = \{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\}$$

não é livre de contexto. No entanto, ela pode ser obtida por intersecção das linguagens  $L_1 = \{a^i b^j c^j \mid i, j \geq 0\}$  e  $L_2 = \{a^i b^j c^j \mid i, j \geq 0\}$  que o são.

Sabe-se que  $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$ . Então, se a intersecção de linguagens livres de contexto pode resultar numa linguagem que não o é, o mesmo pode acontecer com a complementação.

## 1.4 Árvore de derivação

Será que as várias derivações de uma mesma palavra são diferentes? Poderão ter interpretações diferentes? Veja-se com um exemplo que de facto podem. Considere a gramática

AMBIGUIDADE!

$$S \rightarrow S + S \mid S \cdot S \mid \neg S \mid ( S ) \mid 0 \mid 1$$

e compare as duas derivações esquerdas seguintes da palavra  $1+1 \cdot 0$ .

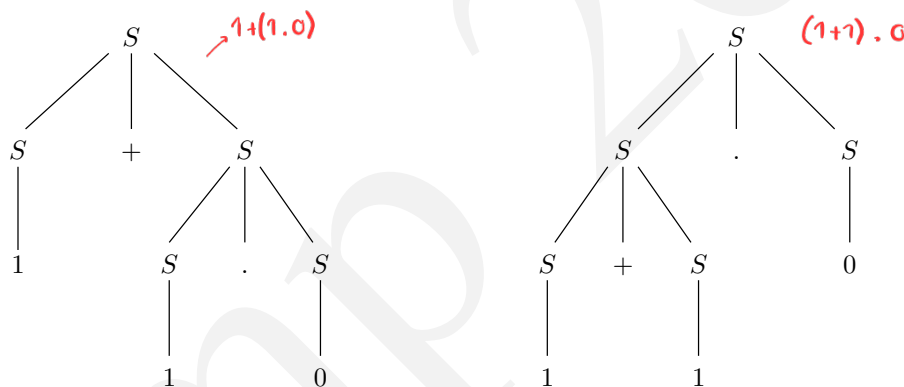
Derivação 1:

$$\underline{S} \Rightarrow \underline{S} + S \Rightarrow 1 + \underline{S} \Rightarrow 1 + \underline{S} \cdot S \Rightarrow 1 + 1 \cdot \underline{S} \Rightarrow 1 + 1 \cdot 0$$

Derivação 2:

$$\underline{S} \Rightarrow \underline{S} \cdot S \Rightarrow \underline{S} + S \cdot S \Rightarrow 1 + \underline{S} \cdot S \Rightarrow 1 + 1 \cdot \underline{S} \Rightarrow 1 + 1 \cdot 0$$

Serão estas derivações equivalentes? Para responder a esta pergunta vão-se representar as derivações usando um outro formalismo. A **árvore de derivação** (*parse tree*) é um mecanismo de representação de uma derivação que capta a interpretação dada nessa derivação. Veja-se as duas derivações anteriores representadas de forma arbórea.



A árvore da esquerda corresponde à derivação 1 e a da direita à 2. Vê-se claramente que as duas árvores têm interpretações distintas: a da esquerda é equivalente a ter-se  $1 + (1 \cdot 0)$ , enquanto que a direita é equivalente a  $(1+1) \cdot 0$ . Em termos de álgebra booleana as duas expressões são bastante diferentes.

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.2.4, "Parse trees and derivations".*

### 1.4.1 Ambiguidade

Diz-se que uma palavra é derivada **ambiguamente** se possuir duas ou mais árvores de derivação distintas. Na gramática anterior a palavra  $1+1 \cdot 0$  é gerada ambiguamente. Diz-se que uma gramática é ambígua se possuir pelo menos uma palavra gerada ambiguamente. A gramática anterior é ambígua.

Frequentemente é possível definir-se uma gramática não ambígua que gere a mesma linguagem que uma ambígua. A gramática anterior pode ser reescrita por

$S \rightarrow \underline{T} \mid S + T$   
 $T \rightarrow \underline{F} \mid T \cdot F$   
 $F \rightarrow \underline{K} \mid \neg K$   
 $K \rightarrow 0 \mid 1 \mid ( S )$

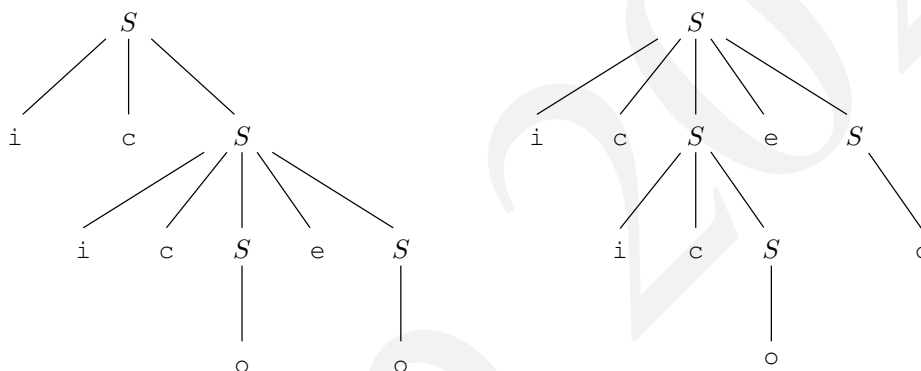
Recursividade à esquerda!  
 $S \rightarrow S + S$   
 $S \rightarrow S \cdot S$   
 $S \rightarrow ( S )$   
 $S \rightarrow 0$   
 $S \rightarrow 1$

Nem sempre é possível!  
 $L = \{ a^i b^j c^k \mid i=j \vee j=k \}$   
 Não possui uma gramática não ambígua que a represente!

que não é ambígua e gera exatamente a mesma linguagem. A gramática

$S \rightarrow o \mid i c S \mid i c S e S \rightarrow \text{Pode ser resolvida...}$   
 "o else pertence ao último ou ao primeiro if"

é uma abstração da instrução if-then-else e possui ambiguidade. A palavra *icicoeo* tem duas árvores de derivação possíveis, representadas abaixo.



A árvore da esquerda corresponde à interpretação dada na linguagem C, em que o e (*else*) está associado ao i (*if*) mais à direita. A árvore da direita associa o e ao i mais à esquerda.

É possível por manipulação gramatical obter-se uma gramática equivalente sem ambiguidade. A gramática seguinte não é ambígua e descreve a mesma linguagem que a anterior.

$S \rightarrow o \mid i c S \mid i c S' e S$   
 $S' \rightarrow o \mid i c S' e S'$   
 Resolve-se adicionando um novo símbolo  
 o else associa-se sempre ao if mais próximo...

Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.2.5, "Ambiguity".

## Linguagens inerentemente ambíguas

Há linguagens **inerentemente ambíguas**, no sentido em que é impossível definir-se uma gramática não ambígua que gere essa linguagem. É, por exemplo, o caso da linguagem

$$L = \{ a^i b^j c^k \mid i = j \vee j = k \}$$

*abbbbaa*

## 1.5 Limpeza de gramáticas

### 1.5.1 Símbolos produtivos e não produtivos

Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática qualquer. Um símbolo não terminal  $A$  diz-se **produtivo** se for possível transformá-lo num expressão contendo apenas símbolos terminais. Ou seja,  $A$  é produtivo se

$$A \Rightarrow^+ u \quad \wedge \quad u \in T^*$$

$$A \rightarrow \epsilon$$

$\uparrow$   $A$  é produtivo!

*é útil na gramática*

Caso contrário, diz-se que  $A$  é **improdutivo**. Uma gramática é improdutiva se o seu símbolo inicial for improdutivo. *se não convergir...*

Sobre o alfabeto  $T = \{a, b, c\}$ , considere a gramática

$$\begin{array}{l} S \rightarrow a b \mid a S b \mid X \\ \boxed{X \rightarrow c X} \end{array}$$

*não saímos daqui...*

$S$  é produtivo, porque

$$S \Rightarrow ab \quad \wedge \quad ab \in T^*$$

Em contrapartida,  $X$  é improdutivo.

$$X \Rightarrow cX \Rightarrow ccX \Rightarrow^* c \cdots cX$$

Por mais que se tente é impossível transformar  $X$  numa sequência de símbolos terminais.

Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática qualquer. O conjunto dos seus símbolos produtivos,  $N_p$ , pode ser obtido por aplicação das seguintes regras construtivas

```
if  $(A \rightarrow \alpha) \in P$  and  $\alpha \in T^*$  then  $A \in N_p$ 
if  $(A \rightarrow \alpha) \in P$  and  $\alpha \in (T \cup N_p)^*$  then  $A \in N_p$ 
```

*↑ se forem símbolos produtivos!*

A 1ª regra é um caso particular da 2ª, pelo que poderia ser retirada. Optou-se por a incluir porque torna a leitura mais fácil.

Começando com um  $N_p$  igual ao resultado da aplicação da 1ª regra a todas as produções da gramática e extendendo depois esse conjunto por aplicação sucessiva da 2ª regra obtém-se o conjunto de todos os símbolos produtivos de  $G$ . O algoritmo seguinte executa esse procedimento.

#### Algoritmo 1.1 (Cálculo dos símbolos produtivos)

```
✕ let  $N_p = \emptyset, P_p = P$ 
repeat
  nothingAdded = TRUE
  foreach  $(A \rightarrow \alpha) \in P_p$  do
```

```

if  $\alpha \in (T \cup N_p)^*$  then
    if  $A \notin N_p$  then
         $N_p = N_p \cup \{A\}$ 
        nothingAdded = FALSE
     $P_p = P_p \setminus \{A \rightarrow \alpha\}$ 
until nothingAdded or  $N_p = N$ 

```

Nele,  $N_p$  representa o conjunto dos símbolos produtivos já identificados e  $P_p$  o conjunto das produções contendo símbolos ainda não identificados como produtivos. Se numa iteração nenhum símbolo for marcado como produtivo o algoritmo pára, sendo o conjunto dos símbolos produtivos o conjunto  $N_p$  tido nesse momento. Obviamente que o algoritmo também pára, se no fim de uma iteração,  $N_p = N$ , isto é, se todos os símbolos foram marcados como produtivos.

### 1.5.2 Símbolos acessíveis e não acessíveis

Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática qualquer. Um símbolo terminal ou não terminal  $x$  diz-se **acessível** se for possível transformar  $S$  (o símbolo inicial) numa expressão que contenha  $x$ . Ou seja,

$$S \Rightarrow^* \alpha x \beta, \text{ com } \alpha, \beta \in (T \cup N)^*$$

Caso contrário, diz-se que  $x$  é **inacessível**.

Considere a gramática

$$\begin{aligned}
 S &\rightarrow \varepsilon \mid a S b \mid c C c \\
 C &\rightarrow c S c \\
 D &\rightarrow d X d \\
 X &\rightarrow C C
 \end{aligned}$$

É impossível transformar  $S$  numa expressão que contenha  $D$ ,  $d$ , ou  $X$ , pelo que estes símbolos são inacessíveis. Os restantes são acessíveis.

Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática qualquer. O conjunto dos seus símbolos acessíveis,  $V_A$ , pode ser obtido por aplicação das seguintes regras construtivas

$$\begin{aligned}
 &S \in V_A \\
 &\textbf{if } A \rightarrow \alpha B \beta \in P \textbf{ and } A \in V_A \textbf{ then } B \in V_A
 \end{aligned}$$

Começando com  $V_A = \{S\}$  e aplicando sucessivamente a 2ª regra até que ela não acrescente nada a  $V_A$  obtém-se o conjunto dos símbolos acessíveis. O algoritmo seguinte executa esse procedimento. Nele,  $V_A$  representa o conjunto dos símbolos acessíveis já identificados e  $N_X$  o conjunto dos símbolos não terminais acessíveis já identificados mas ainda não processados. No fim, quando  $N_X$  for o conjunto vazio,  $V_A$  contém todos os símbolos acessíveis.

**Algoritmo 1.2 (Cálculo dos símbolos acessíveis)**

```

let  $V_A = \{S\}$ ,  $N_X = V_A$ 
repeat
  let  $A$  = um elemento de  $N_X$ 
   $N_X = N_X \setminus \{A\}$ 
  foreach  $(A \rightarrow \alpha) \in P$  do
    foreach  $x$  in  $\alpha$  do
      if  $x \notin V_A$  then
         $V_A = V_A \cup \{A\}$ 
      if  $x \in N$  then
         $N_X = N_X \cup \{A\}$ 
until  $N_X = \emptyset$ 

```

**1.5.3 Gramáticas limpas**

Numa gramática os símbolos inacessíveis e os símbolos improdutivos são símbolos inúteis, porque não contribuem para as palavras que a gramática pode gerar. Se tais símbolos forem removidos obtém-se uma gramática equivalente, em termos da linguagem que descreve. Diz-se que uma gramática é **limpa** se não possuir símbolos inúteis.

Para limpar uma gramática deve-se começar por a expurgar dos símbolos improdutivos. Só depois se devem remover os inacessíveis.

*Devem ser retirados!*  
*Por esta ordem!*

**1.6 Transformações em gramáticas livres de contexto**

Em muitas situações práticas — algumas serão abordadas nos capítulos seguintes — é necessário transformar uma gramática numa outra que seja equivalente e goze de determinada propriedade. Apresentam-se a seguir algumas dessas transformações.

**1.6.1 Eliminação de produções- $\varepsilon$** 

Uma **produção- $\varepsilon$**  é uma produção do tipo  $A \rightarrow \varepsilon$ , para um qualquer símbolo não terminal  $A$ . Se  $L$  é uma linguagem livre de contexto tal que  $\varepsilon \notin L$ , é possível descrever  $L$  por uma gramática livre de contexto sem produções- $\varepsilon$ . Se assim é então tem de ser possível transformar uma gramática que descreva uma linguagem  $L$  e possua produções- $\varepsilon$  numa outra equivalente que as não possua.

Considere a gramática

$$\begin{aligned} I &\rightarrow 0 I \mid 1 P \\ P &\rightarrow \varepsilon \mid 0 P \mid 1 I \end{aligned}$$

que descreve a linguagem  $L$  formada pelas palavras definidas sobre o alfabeto  $\{0, 1\}$ , com número ímpar de 1s. Claramente, a palavra vazia não pertence a  $L$  porque não tem número ímpar de uns. Mas, a gramática contém a produção  $P \rightarrow \varepsilon$ . Então, de acordo com o dito anteriormente, existe uma gramática equivalente que não tem produções- $\varepsilon$ .

A existência de tal produção na gramática anterior significa que as produções  $I \rightarrow 1P$  e  $P \rightarrow 0P$  podem produzir as derivações  $I \Rightarrow 1$  e  $P \Rightarrow 0$ , respetivamente. Mas, estas derivações podem ser contempladas acrescentando as produções  $I \rightarrow 1$  e  $P \rightarrow 0$  à gramática, tornando desnecessária a produção- $\varepsilon$ . Na realidade a gramática

$$\begin{array}{l} I \rightarrow 0 I \mid 1 P \mid 1 \\ P \rightarrow 0 P \mid 0 \mid 1 I \end{array}$$

é equivalente à anterior e não possui produções- $\varepsilon$ .

Em geral, o papel da produção  $A \rightarrow \varepsilon$  sobre uma produção  $B \rightarrow \alpha A \beta$  pode ser representado pela inclusão da produção  $B \rightarrow \alpha \beta$ . Assim a eliminação das produções- $\varepsilon$  de uma gramática pode ser obtido por aplicação do algoritmo seguinte

**Algoritmo 1.3 (Eliminação de produções- $\varepsilon$ , 1ª versão)**

```
foreach  $A \rightarrow \varepsilon$  do
  foreach  $B \rightarrow \alpha A \beta$  do
    add  $B \rightarrow \alpha \beta$  to  $P$ .
  remove  $A \rightarrow \varepsilon$  from  $P$ .
```

O algoritmo anterior pode introduzir novas produções- $\varepsilon$  na gramática. Se  $B \rightarrow A$  for uma produção da gramática, a eliminação da produção  $A \rightarrow \varepsilon$  introduz a produção  $B \rightarrow \varepsilon$ . A algoritmo deve ser alterado de modo a acautelar estas situações.

...

## 1.6.2 Eliminação de recursividade à esquerda

Diz-se que uma gramática é **recursiva à esquerda** se possuir um símbolo não terminal  $A$  que admita uma derivação do tipo  $A \Rightarrow^+ A\gamma$ , ou seja, que seja possível, em um ou mais passos de derivação, transformar  $A$  numa expressão que tem  $A$  no início.

A gramática seguinte é recursiva à esquerda

$$\begin{array}{l} E \rightarrow X T \\ X \rightarrow \varepsilon \mid E + \\ T \rightarrow a \mid b \mid ( E ) \end{array}$$

A derivação  $E \Rightarrow X T \Rightarrow E + T$  mostra que é possível transformar  $E$  numa expressão com  $E$  à esquerda. Logo, esta gramática tem recursividade à esquerda associada ao símbolo não terminal  $E$ .

Se a obtenção da expressão começada por  $A$  se faz em apenas um passo de derivação, então diz-se que a recursividade é **imediate**. Esta última situação só ocorre se a gramática possuir uma ou mais produções do tipo  $A \rightarrow A \alpha$ .

No gramática seguinte a recursividade à esquerda é imediata.

$$\begin{aligned} E &\rightarrow T \mid E + T \\ T &\rightarrow a \mid b \mid ( E ) \end{aligned}$$

A eliminação de recursividade imediata à esquerda fazer-se com um algoritmo bastante simples. Considere que  $A \rightarrow \beta$  e  $A \rightarrow A \alpha$ , onde  $A$  é um símbolo não terminal e  $\alpha$  e  $\beta$  sequências de zero ou mais símbolos terminais ou não terminais, são duas produções de uma gramática qualquer. Será possível substituir as duas produções por outras que não possuam recursividade à esquerda e produzam uma gramática equivalente? Para responder a esta pergunta observem-se as palavras que se podem obter a partir de  $A$ . Numa derivação de um passo obtem-se  $A \Rightarrow \beta$ . Numa de dois passos obtem-se  $A \Rightarrow A\alpha \Rightarrow \beta\alpha$ . Numa de  $n$  passos, com  $n > 0$ , obtem-se  $A \Rightarrow \beta\alpha^{n-1}$ . Mas estas palavras também podem ser obtidas com as produções

$$\begin{aligned} A &\rightarrow \beta X \\ X &\rightarrow \varepsilon \mid \alpha X \end{aligned}$$

que não possui recursividade à esquerda. A nova gramática continua a ser recursiva. Na realidade, não pode deixar de o ser, a recursividade passou para à direita.

O algoritmo anterior pode ser facilmente adaptado a situações em que possa haver mais do que uma produção a introduzir a recursividade imediata à esquerda. Considere que

$$A \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2 \mid \cdots \beta_m \mid A \alpha_1 \mid A \alpha_2 \mid \cdots \mid A \alpha_n$$

são as produções de uma gramática com  $A$  à cabeça. As palavras que se podem gerar com estas produções são as mesmas que se podem gerar com as produções seguintes e que não possuem recursividade à esquerda.

$$\begin{aligned} A &\rightarrow \beta_1 X \mid \beta_2 X \mid \cdots \beta_m X \\ X &\rightarrow \varepsilon \mid \alpha_1 X \mid \alpha_2 X \mid \cdots \mid \alpha_n X \end{aligned}$$

Se a recursividade à esquerda não é imediata o algoritmo de eliminação é um pouco mais complexo.

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.3.3, "Elimination of left recursion".*

### 1.6.3 Fatorização à esquerda

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.3.4, "Left factoring".*



## 1.7 Os conjuntos **first**, **follow** e **predict**

A construção de reconhecedores sintáticos (*parsers*) — apresentados nos capítulos seguintes — é auxiliada por três funções associadas às gramáticas. Estas funções são os conjuntos **first**, **follow** e **predict**.

### 1.7.1 O conjunto **first**

Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática qualquer e  $\alpha$  uma sequência de símbolos terminais e não terminais, isto é,  $\alpha \in (T \cup N)^*$ . O conjunto **first**( $\alpha$ ) contém todos os símbolos terminais que podem aparecer como primeira letra de sequências obtidas a partir de  $\alpha$  por aplicação de produções da gramática. Ou seja, um símbolo terminal  $x$  pertence a **first**( $\alpha$ ) se e só se  $\alpha \Rightarrow^* x\beta$ , com  $\beta$  qualquer. Adicionalmente, considera-se que  $\varepsilon$  pertence ao conjunto **first**( $\alpha$ ) se  $\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$ .

**Algoritmo 1.4 (Conjunto **first**)**

```

first( $\alpha$ ) {
    if ( $\alpha = \varepsilon$ ) then
        return  $\{\varepsilon\}$ 
     $h = \text{head}(\alpha)$       # com  $|h| = 1$ 
     $\omega = \text{tail}(\alpha)$     # tal que  $\alpha = h\omega$ 
    if ( $h \in T$ ) then
        return  $\{h\}$ 
    else
        return  $\bigcup_{(h \rightarrow \beta_i) \in P} \text{first}(\beta_i \omega)$ 
    }

```

Note que no último **return** o argumento do **first** é  $\beta_i \omega$ , concatenação dos  $\beta_i$  (que vêm dos corpos das produções começadas por  $h$ ) com o  $\omega$  (que é o **tail** do  $\alpha$ ).

### 1.7.2 O conjunto **follow**

O conjunto **follow** está relacionado com os símbolos não terminais de uma gramática. Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática e  $A$  um elemento de  $N$  ( $A \in N$ ). O conjunto **follow**( $A$ ) contém todos os símbolos terminais que podem aparecer imediatamente à direita de  $A$  num processo derivativo qualquer. Formalmente, **follow**( $A$ ) =  $\{a \in T \mid S \Rightarrow^* \gamma A a \psi\}$ , com  $\alpha$  e  $\beta$  quaisquer.

O cálculo dos conjuntos **follow** dos símbolos não terminais da gramática  $G = (T, N, P, S)$  baseia-se na aplicação das 4 regras seguintes, onde  $\supseteq$  significa “contém”.

1.  $\$ \in \mathbf{follow}(S)$ .
2. se  $(A \rightarrow \alpha B) \in P$ , então  $\mathbf{follow}(B) \supseteq \mathbf{follow}(A)$ . Se tiver uma produção com  $\tau$
3. se  $(A \rightarrow \alpha B \beta) \in P$  e  $\varepsilon \notin \mathbf{first}(\beta)$ , então  $\mathbf{follow}(B) \supseteq \mathbf{first}(\beta)$ .
4. se  $(A \rightarrow \alpha B \beta) \in P$  e  $\varepsilon \in \mathbf{first}(\beta)$ , então  $\mathbf{follow}(B) \supseteq ((\mathbf{first}(\beta) - \{\varepsilon\}) \cup \mathbf{follow}(A))$ .

A primeira regra é óbvia. Sendo o símbolo inicial da gramática,  $S$  representa as palavras da linguagem. Logo  $\$$  vem a seguir.

A segunda regra diz que se  $A \rightarrow \alpha B$  é uma produção da gramática e  $x \in \mathbf{follow}(A)$ , então  $x \in \mathbf{follow}(B)$ . Considere, por hipótese, que  $x \in \mathbf{follow}(A)$ . Então, pela definição de conjunto  $\mathbf{follow}$ ,  $S \Rightarrow^* \gamma A x \psi$ . Logo, sendo  $A \rightarrow \alpha B$  uma produção da gramática, tem-se que  $S \Rightarrow^* \gamma \alpha B x \psi$ , ou seja,  $x \in \mathbf{follow}(B)$ .

A terceira regra diz que se  $A \rightarrow \alpha B \beta$  é uma produção da gramática, com  $\varepsilon \notin \mathbf{first}(\beta)$ , e  $x \in \mathbf{first}(\beta)$ , então  $x \in \mathbf{follow}(B)$ . Considere, por hipótese, que  $x \in \mathbf{first}(\beta)$ . Então, pela definição de conjunto  $\mathbf{first}$ ,  $\beta \Rightarrow^* x \gamma$  e, conseqüentemente,  $A \Rightarrow^* \alpha B x \gamma$ , ou seja,  $x \in \mathbf{follow}(B)$ .

Finalmente, a quarta e última regra diz que se  $A \rightarrow \alpha B \beta$  é uma produção da gramática, com  $\varepsilon \in \mathbf{first}(\beta)$ , e  $x \in (\mathbf{first}(\beta) - \{\varepsilon\}) \cup \mathbf{follow}(A)$ , então  $x \in \mathbf{follow}(B)$ . Esta regra pode ser entendida cruzando as duas regras anteriores. Considere-se os elementos de  $\mathbf{first}(\beta)$  diferentes de  $\varepsilon$ . Pela regra 3, pertencem ao  $\mathbf{follow}(B)$ . Se  $\beta$  se transforma em  $\varepsilon$ , então  $A \Rightarrow^* \alpha B$  e, pela regra 2, se  $x \in \mathbf{follow}(A)$ , então  $x \in \mathbf{follow}(B)$ .

### 1.7.3 O conjunto predict

O conjunto **predict** aplica-se às produções de uma gramática e envolve os conjuntos **first** e **follow**. É dado pela seguinte equação.

$$\mathbf{predict}(A \rightarrow \alpha) = \begin{cases} \mathbf{first}(\alpha) & \varepsilon \notin \mathbf{first}(\alpha) \\ (\mathbf{first}(\alpha) - \{\varepsilon\}) \cup \mathbf{follow}(A) & \varepsilon \in \mathbf{first}(\alpha) \end{cases}$$

## Capítulo 2

# Análise sintática descendente

**NOTA PRÉVIA:** *Este capítulo não está completo e não foi devidamente revisto, pelo que, por um lado, há partes omissas e, por outro lado, pode conter falhas.*

Dada uma gramática  $G = (T, N, P, S)$  e dada uma palavra  $u \in T^*$ ,  $u \in L(G)$  se e só se existir uma derivação que produza  $u$  a partir de  $S$ , isto é, se  $S \Rightarrow^* u$ . Um **reconhecedor sintático** da gramática  $G$  é um mecanismo que responde à pergunta “ $u \in L(G)$ ?”, tentando produzir a derivação anterior. Para o fazer, o reconhecedor pode partir de  $S$  e tentar chegar a  $u$  ou partir de  $u$  e tentar chegar a  $S$ . No primeiro caso diz-se que o reconhecedor é **descendente**, porque o seu procedimento corresponde à geração da árvore de derivação da palavra  $u$  de cima (raiz) para baixo (folhas).

O papel da análise sintática é definir procedimentos que permitam contruir reconhecedores sintáticos a partir da gramática. Por exemplo, considere a linguagem  $L$  descrita pela gramática  $G$  seguinte.

$$S \rightarrow a S b \mid c S \mid \varepsilon$$

Será que a palavra  $acacbb \in L$ ? Pertencerá se  $S \Rightarrow^* acacbb$ . Na verdade pertence porque

$$S \Rightarrow aSb \Rightarrow acSb \Rightarrow acaSbb \Rightarrow acacSbb \Rightarrow acacbb$$

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.4, "Top-down parsing".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.4.3, "LL(1) grammars".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.4.1, "Predictive parsing".*

## 2.1 Reconhecimento preditivo

Mas como deterministicamente produzir a derivação anterior se houver duas ou mais produções com o mesmo símbolo à cabeça? Por exemplo, considerando o caso anterior, como saber que se deve optar por expandir o  $S$  usando  $S \rightarrow a S b$  e não  $S \rightarrow c S$  ou  $S \rightarrow \varepsilon$ ? A solução baseia-se na observação antecipada dos próximos símbolos à entrada (*lookahead*). No exemplo, se o próximo símbolo à entrada for um  $a$  expande-se usando a produção  $S \rightarrow a S b$ ; se for um  $c$  usa-se  $S \rightarrow c S$ ; se for  $b$  usa-se  $S \rightarrow \varepsilon$ . Se a entrada se esgotou, o que é representado considerando que a próxima entrada é um  $\$$ , também se expande usando a produção  $S \rightarrow \varepsilon$ .

Pode-se então definir uma tabela que para cada símbolo não terminal da gramática e para cada valor do *lookahead* indica qual a produção da gramática que deve ser usada na expansão. O profundidade da observação antecipada (número de símbolos de *lookahead*) pode ser qualquer, embora apenas a profundidade 1 será usada neste documento. Para o exemplo anterior a tabela assume a forma

|        | <i>lookahead</i>      |                             |                     |                             |
|--------|-----------------------|-----------------------------|---------------------|-----------------------------|
| symbol | a                     | b                           | c                   | \$                          |
| $S$    | $S \rightarrow a S b$ | $S \rightarrow \varepsilon$ | $S \rightarrow c S$ | $S \rightarrow \varepsilon$ |

Na tabela anterior, o preenchimento das colunas  $a$  e  $c$  são óbvias, visto que as produções associadas começam pelo próprio símbolo do *lookahead*. Nas colunas  $b$  e  $\$$  tal não acontece. O preenchimento da tabela de decisão baseia-se nos conjuntos **predict**, apresentados na secção 1.7, e faz-se usando o algoritmo seguinte:

### Algoritmo 2.1 (Preenchimento da tabela de decisão para *lookahead* 1)

```

foreach  $(A \rightarrow \alpha) \in P$ 
  foreach  $a \in \text{predict}(A \rightarrow \alpha)$ 
    add  $(A \rightarrow \alpha)$  to  $T[A, a]$ 

```

As células da tabela que fiquem vazias representam situações de erro sintático. As células da tabela que fiquem com dois ou mais produções representam situações de não determinismo: com base no *lookahead* usado não é possível escolher que produção usar na expansão. Uma gramática diz-se **LL(1)** se na tabela de decisão, para um *lookahead* de profundidade 1, não houver células com mais que uma produção. Equivalentemente, uma gramática diz-se **LL(1)** se para todas as produções com o mesmo símbolo à cabeça os seus conjuntos **predict** são disjuntos entre si.

**Exemplo 2.1**

Calcule a tabela de decisão de um reconhecedor preditivo para a gramática seguinte.

$$S \rightarrow A B$$

$$A \rightarrow \varepsilon \mid a A$$

$$B \rightarrow \varepsilon \mid b B$$

**Resposta:**

(Deixo ao cuidado do leitor o cálculo dos conjuntos **predict**.)

$$\text{predict}(S \rightarrow A B) = \{a, b, \$\}$$

$$\text{predict}(A \rightarrow \varepsilon) = \{b, \$\}$$

$$\text{predict}(A \rightarrow a A) = \{a\} \quad l$$

$$\text{predict}(B \rightarrow \varepsilon) = \{\$\}$$

$$\text{predict}(B \rightarrow b B) = \{b\}$$

|          | <i>lookahead</i>    |                             |                             |
|----------|---------------------|-----------------------------|-----------------------------|
| symbol   | a                   | b                           | \$                          |
| <i>S</i> | $S \rightarrow A B$ | $S \rightarrow A B$         | $S \rightarrow A B$         |
| <i>A</i> | $A \rightarrow a A$ | $A \rightarrow \varepsilon$ | $A \rightarrow \varepsilon$ |
| <i>B</i> |                     | $B \rightarrow b B$         | $B \rightarrow \varepsilon$ |

$$\begin{aligned} \text{predict}(S \rightarrow AB) &= ? \\ \text{first}(AB) &= \text{first}(EB) \cup \text{first}(aAB) \\ &= \text{first}(\varepsilon) \cup \text{first}(b) \cup \text{first}(aAB) \\ &= \{\varepsilon, b, aAB\} \quad \text{follow}(b) \\ \text{Como follow}(b) &= \{\$\} \\ \Rightarrow \text{predict}(S \rightarrow AB) &= \{\varepsilon, b, a\} = \{\varepsilon\} \cup \{\$\} \\ &= \{a, b, \$\} \end{aligned}$$


---


$$\begin{aligned} \text{predict}(A \rightarrow \varepsilon) &= ? \\ \text{first}(\varepsilon) &= \{\varepsilon\} \\ \text{first}(B) &= \{\varepsilon, b\} \\ \text{follow}(A) &= (\{\varepsilon, b\} - \{\varepsilon\}) \cup \text{follow}(S) \\ &= \{b, \$\} \end{aligned}$$

**2.2 Reconhecedores recursivo-descendentes**

O reconhecimento preditivo, sintetizado na tabela de decisão apresentada acima, permite construir programas de reconhecimento, reconhecedores (ou *parsers* na terminologia em inglês). Uma solução para a construção do reconhecedor é baseada numa estrutura na qual cada símbolo não terminal da gramática dá origem a uma função, possivelmente recursiva.

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 2.4.2, "Recursive-descent parsing".*

**Exemplo 2.2**

Considere que com base na gramática e na tabela de decisão do exemplo anterior se contrói o programa seguinte.

```
function eat(token)
  if lookahead = token then
    lookahead := nextToken().
  else
    REJECT.

function S()
  A(), B().

function A()
  case lookahead in
    a : eat(a), A(), return .
    b, $ : return .

function B()
  case lookahead in
    a : REJECT.
    b : eat(b), B(), return .
    $ : return .

program Parser()
  lookahead := nextToken(). S().
  if lookahead = $ then
    ACCEPT.
  else
    REJECT.
```

Se executar o programa `Parser` quando a entrada é `aab` verificará que após o retorno da função `S` o `lookahead` é igual a `$`, indicando que a palavra é válida. Mas a palavra `aba` é rejeitada, porque durante a execução a função `B` vai ser invocada numa altura em que o `lookahead` é igual a `a`. (Confirme.)

## 2.3 Reconhedores descendentes não recursivos

Uma solução alternativa para implementar o reconhecedor preditivo usa uma pilha (*stack*) para reter o estado no processo de reconhecimento e usa a tabela de decisão para decidir como evoluir no processo de reconhecimento.

Seja  $G = (T, N, P, S)$  uma gramática independente do contexto, que se assume seja LL(1). Seja  $M$  a tabela de decisão de  $G$  para um *lookahead* de profundidade 1. Finalmente, considere que dispõe de uma

pilha onde pode armazenar elementos do conjunto  $Z = T \cup N \cup \{\$\}$  e que pode ser manipulada com as funções **push**, **pop** e **top**, que, respectivamente, coloca uma sequência de símbolos na pilha, retira o símbolo no topo da pilha e mostra qual o símbolo no topo sem o retirar. O programa seguinte é um reconhecedor das palavras da gramática  $G$

```
program Parser()  
  push(S $) .  
  lookahead = getToken() .  
  forever  
    z := top() .  
    if z ∈ T then  
      if z ≠ lookahead then  
        REJECT .  
      elseif z = $ then  
        ACCEPT .  
      else (* z = lookahead ∧ z ≠ $ *)  
        pop(), lookahead = getToken() .  
    else (* z ∈ N *)  
      α := M(z, lookahead) .  
      if α = ∅ then  
        REJECT .  
      else  
        pop(), push(α) .
```

A evolução do programa anterior no processo de reconhecimento pode ser captado por uma tabela onde se mostre a cada passo os estados da pilha e da entrada e a ação tomada. Se se considerar a gramática e a tabela de decisão do exemplo 2.1, a execução do programa anterior sobre a palavra *aab* resulta na seguinte tabela. Na coluna da pilha, o símbolo mais à direita é o que está no topo e, na coluna entrada, o símbolo mais à esquerda é o *lookahead*.

| Pilha    | Entrada  | Ação                                  |
|----------|----------|---------------------------------------|
| \$ S     | a a b \$ | <b>pop()</b> , <b>push</b> (A B)      |
| \$ B A   | a a b \$ | <b>pop()</b> , <b>push</b> (a A)      |
| \$ B A a | a a b \$ | <b>pop()</b> , lookahead = getToken() |
| \$ B A   | a b \$   | <b>pop()</b> , <b>push</b> (a A)      |
| \$ B A a | a b \$   | <b>pop()</b> , lookahead = getToken() |
| \$ B A   | b \$     | <b>pop()</b>                          |
| \$ B     | b \$     | <b>pop()</b> , <b>push</b> (b B)      |
| \$ B b   | b \$     | <b>pop()</b> , lookahead = getToken() |
| \$ B     | \$       | <b>pop()</b>                          |
| \$       | \$       | ACCEPT                                |

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.4.4, "Nonrecursive predictive parsing".*

## 2.4 Implementação de gramáticas de atributos

Os reconhecedores recursivo-descendentes (ver secção 2.2) permitem implementar facilmente gramáticas de atributos do tipo L (ver secção 4.2.2). As funções recursivas podem ter parâmetros de entrada e de saída. O valor de retorno pode também funcionar como parâmetro de saída. Os primeiros permitem passar informação da função chamadora para a função chamada, o que corresponde, na árvore de derivação, a definir atributos herdados dos nós filhos com base em atributos do nó pai. Os segundos permitem passar informação da função chamada para a função chamadora, o que corresponde ao suporte de atributos sintetizados e de atributos herdados de nós filhos com base em atributos de nós filhos à esquerda na árvore de derivação.



## Capítulo 3

# Análise sintáctica ascendente

**NOTA PRÉVIA:** *Este capítulo não está completo e não foi devidamente revisto, pelo que, por um lado, há partes omissas e, por outro lado, pode/deve conter falhas.*

Considere a gramática

$$\begin{aligned} D &\rightarrow T L ; \\ T &\rightarrow i \mid r \\ L &\rightarrow v \mid L , v \end{aligned}$$

que representa uma declaração de variáveis a la C. Como reconhecer a palavra “ $u = i v , v ;$ ” como pertencente à linguagem gerada pela gramática dada? Se  $u$  pertence à linguagem gerada pela gramática, então  $D \Rightarrow^* u$ . Tente-se chegar lá andando no sentido contrário ao de uma derivação, ie. de  $u$  para  $D$ .

|                        |   |
|------------------------|---|
| $i v , v ;$            |   |
| $\Leftarrow T v , v ;$ | (por aplicação da regra $T \rightarrow i$ )     |
| $\Leftarrow T L , v ;$ | (por aplicação da regra $L \rightarrow v$ )     |
| $\Leftarrow T L ;$     | (por aplicação da regra $L \rightarrow L , v$ ) |
| $\Leftarrow D$         | (por aplicação da regra $D \rightarrow T L ;$ ) |

Ao contrário...  
**DESCENDENTE**

Colocando ao contrário

$$D \Rightarrow T L ; \Rightarrow T L , v ; \Rightarrow T v , v ; \Rightarrow i v , v ;$$

vê-se que corresponde a uma derivação à direita. A tabela seguinte mostra como, na prática, se realiza esta (retro)derivação.

| pilha      | entrada      | ação                              |
|------------|--------------|-----------------------------------|
| \$         | i v , v ; \$ | deslocamento                      |
| \$ i       | v , v ; \$   | redução por $T \rightarrow i$     |
| \$ T       | v , v ; \$   | deslocamento                      |
| \$ T v     | , v ; \$     | redução por $L \rightarrow v$     |
| \$ T L     | , v ; \$     | deslocamento                      |
| \$ T L ,   | v ; \$       | deslocamento                      |
| \$ T L , v | ; \$         | redução por $L \rightarrow L , v$ |
| \$ T L ;   | \$           | deslocamento                      |
| \$ T L ;   | \$           | redução por $D \rightarrow T L ;$ |
| \$ D       | \$           | aceitação                         |

$D \rightarrow T L ;$   
 $T \rightarrow i | r$   
 $L \rightarrow v | L , v$

\$ = terminator

Inicialmente, o topo da pilha apenas possui um símbolo especial, representado por um \$, que indica, quando no topo, que a pilha está vazia. A entrada possui a palavra a reconhecer seguida também de um símbolo especial, aqui também representado por um \$, que indica fim da entrada. Em cada ciclo realiza-se, normalmente, uma operação de deslocamento ou de redução. A operação de **deslocamento** (no inglês, *shift*) transfere o símbolo não terminal da entrada para o topo da pilha. A operação de **redução** (no inglês, *reduce*) substitui os símbolos do topo da pilha que correspondem ao corpo de uma produção da gramática pela cabeça dessa regra.

Se se atingir uma situação em que a entrada apenas possui o símbolo \$ e a pilha apenas possui o símbolo \$ e o símbolo inicial da gramática, tal como acontece na tabela anterior, a palavra é reconhecida como pertencendo à linguagem descrita pela gramática. Caso contrário, a palavra é rejeitada.

Veja-se a reação deste procedimento a uma entrada errada, por exemplo a palavra i v v ; .

| pilha  | entrada    | ação                          |
|--------|------------|-------------------------------|
| \$     | i v v ; \$ | deslocamento                  |
| \$ i   | v v ; \$   | redução por $T \rightarrow i$ |
| \$ T   | v v ; \$   | deslocamento                  |
| \$ T v | v ; \$     | rejeição                      |

$D \rightarrow T L ;$   
 $T \rightarrow i | r$   
 $L \rightarrow v | L , v$

$L \rightarrow v \rightarrow$  Não como  $v \notin \text{follow}(L)$

Com  $T v$  na pilha e  $v$  na entrada é impossível chegar-se à aceitação. Porque se se reduzir  $v$  para  $L$  ficar-se-ia com um  $T L$  na pilha e  $v$  na entrada, que não pertence ao conjunto  $\text{follow}(L)$ . Mais à frente voltaremos a este assunto.

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.5.1, "Reductions".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.5.2, "Handle pruning".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.5.3, "Shift-reduce parsing".*

### 3.1 Conflitos

O procedimento acabado de descrever pode acarretar situações ambíguas chamadas conflitos. Considere a gramática

$$\begin{array}{l} S \rightarrow i c S \\ \quad | \quad i c S e S \\ \quad | \quad a \end{array} \quad \text{AMBIGUIDADE}$$

e execute o procedimento de reconhecimento com a palavra `icicaea`. Obtém-se

| pilha   | entrada   | ação  |
|---------|-----------|---|
| \$      | icicaea\$ | deslocamento  |
| \$i     | cicaea\$  | deslocamento  |
| \$ic    | icaea\$   | deslocamento  |
| \$ici   | caea\$    | deslocamento  |
| \$icic  | aea\$     | deslocamento  |
| \$icica | ea\$      | redução por $S \rightarrow a$   |
| \$icicS | ea\$      | conflito: redução usando $S \rightarrow icS$<br>ou deslocamento para tentar $S \rightarrow icSeS$ ? |

Na última linha é possível reduzir-se por aplicação da regra  $S \rightarrow icS$  ou deslocar-se o `e` para tentar posteriormente a redução pela regra  $S \rightarrow icSeS$ . Trata-se de um conflito deslocamento-redução (*shift-reduce conflict*). Perante este tipo de conflitos, ferramentas como o *bison* optam pelo deslocamento, mas pode não ser a mais adequada.

Também pode haver conflitos entre reduções (*reduce-reduce conflict*). Considere a gramática

$$\begin{array}{l} S \rightarrow A \\ \quad | \quad B \\ A \rightarrow \textcircled{c} \\ \quad | \quad A a \\ B \rightarrow \textcircled{c} \\ \quad | \quad B b \end{array}$$

e a palavra `c`. O procedimento de reconhecimento produz

| pilha | entrada | ação  |
|-------|---------|---|
| \$    | c\$     | deslocamento  |
| \$ c  | \$      | conflito: redução usando $A \rightarrow c$ ou $B \rightarrow c$ ? |

Na última linha é possível reduzir-se por aplicação das regras  $A \rightarrow c$  ou  $B \rightarrow c$ . Perante este tipo de conflitos, ferramentas como o *bison* optam pela produção que aparece primeiro. Neste caso é irrelevante, mas pode não ser o adequado.

Veja-se agora a situação de um falso conflito. Considere a gramática

$$S \rightarrow a \mid ( S ) \mid a P \mid ( S ) S$$

$$P \rightarrow ( S ) \mid ( S ) S$$

e reconheça-se a palavra “a (a) a”.

| pilha | entrada      | ação  |
|-------|--------------|---|
| \$    | a ( a ) a \$ | deslocamento  |
| \$ a  | ( a ) a \$   | redução usando $S \rightarrow a$ <span style="color: red;">como ( é follow (s) vai dar um caminho inválido ...</span> |
|       |              | deslocamento para tentar $S \rightarrow a P$ ?  |

Considerar a redução corresponde a realizar a retro-derivação

$$a ( a ) a \leftarrow S ( a ) a$$

que não faz sentido porque  $( \notin \text{follow}(S)$ . Não há, portanto, conflito, sendo realizado o deslocamento.

| pilha        | entrada      | ação   |
|--------------|--------------|--|
| \$           | a ( a ) a \$ | deslocamento   |
| \$ a         | ( a ) a \$   | deslocamento   |
| \$ a (       | a ) a \$     | deslocamento   |
| \$ a ( a     | ) a \$       | redução por $S \rightarrow a$                                      |
| \$ a ( S     | ) a \$       | deslocamento   |
| \$ a ( S )   | a \$         | deslocamento, porque $a \notin \text{follow}(S), \text{follow}(P)$ |
| \$ a ( S ) a | \$           | redução por $S \rightarrow a$                                      |
| \$ a ( S ) S | \$           | redução por $P \rightarrow ( S ) S$                                |
| \$ a P       | \$           | redução por $S \rightarrow a P$                                    |
| \$ S         | \$           | aceitação  |

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.5.4, "Conflicts during shift-reduce parsing".*

Pode-se alterar uma gramática de modo a eliminar a fonte de conflito. Considerando que se pretendia optar pelo deslocamento, a gramática seguinte gera a mesma linguagem e está isenta de conflitos.

$$\begin{aligned}
 S &\rightarrow a \\
 &\mid i c S \\
 &\mid i c S' e S \\
 S' &\rightarrow a \\
 &\mid i c S' e S'
 \end{aligned}$$

## 3.2 Construção de um reconhecedor ascendente

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.6, "Introduction to LR parsing: Simple LR".*

O procedimento de reconhecimento apresentado atrás é um mecanismo iterativo. Em cada passo, a operação a realizar — deslocamento, redução, aceitação ou rejeição — depende da configuração nesse momento. Uma *configuração* é formada pelo conteúdo da pilha mais a parte da entrada ainda não processada. A pilha é conhecida — na realidade, é preenchida pelo procedimento de reconhecimento —, mas a entrada é desconhecida, conhecendo-se apenas o próximo símbolo (*lookahead*). Então a decisão a tomar só pode basear-se no conteúdo da pilha e no *lookahead*.

Mas, se se quiser construir um reconhecedor apenas com capacidade de observar o topo da pilha, uma pilha onde se guardam os símbolos terminais e não terminais tem pouco interesse. Deve-se guardar um símbolo que represente tudo o que está para trás.

Como definir esses símbolos?

A associação de um símbolo diferente por cada configuração da pilha não serve porque a pilha pode, em geral, crescer de forma não limitada. Os símbolos a colocar na pilha devem representar estados no processo de deslocamento-redução. O alfabeto da pilha representa assim o conjunto de estados nesse processo de reconhecimento.

Cada estado representa um conjunto de itens. O item de uma produção representa uma fase no processo de obtenção dessa produção. É representado por uma produção com um ponto (•) numa posição do seu corpo. Por exemplo, a produção  $A \rightarrow B_1 B_2 B_3$ , produz 4 itens, a saber

$$A \rightarrow \cdot B_1 B_2 B_3$$

$$A \rightarrow B_1 \cdot B_2 B_3$$

$$A \rightarrow B_1 B_2 \cdot B_3$$

$$A \rightarrow B_1 B_2 B_3 \cdot$$

A produção  $A \rightarrow \varepsilon$  produz um único item

$$A \rightarrow \cdot$$

Um item representa o quanto de uma produção já foi obtido e, simultaneamente, o quanto falta obter. Por exemplo,  $A \rightarrow B_1 \cdot B_2 B_3$ , significa que já foi obtido algo correspondente a  $B_1$ , faltando obter o correspondente a  $B_2 B_3$ . Se o ponto (•) se encontra à direita, então poder-se-á reduzir  $B_1 B_2 B_3$  a  $A$ .

### 3.2.1 Construção da coleção de conjuntos de itens

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 4.6.2, "Items and the LR(0) automaton".*

Considere a gramática

$$\begin{aligned} S &\rightarrow E \\ E &\rightarrow a \mid ( E ) \end{aligned}$$

O estado inicial (primeiro elemento da coleção de conjunto de itens) contém o item

$$Z_0 = \{ S \rightarrow \cdot E \$ \}$$

Este conjunto tem de ser fechado. O facto de o ponto ( $\cdot$ ) se encontrar imediatamente à esquerda de um símbolo não terminal, significa que para se avançar no processo de reconhecimento é preciso obter esse símbolo. Isso é considerado juntando ao conjunto  $Z_0$  os itens iniciais das produções cuja cabeça é  $E$ . Fazendo-o,  $Z_0$  passa a

$$Z_0 = \{ S \rightarrow \cdot E \$ \} \cup \{ E \rightarrow \cdot a, E \rightarrow \cdot ( E ) \}$$

Se nos novos elementos adicionados ao conjunto voltasse à acontecer de o ponto ( $\cdot$ ) ficar imediatamente à esquerda de outros símbolos não terminais o processo deve ser repetido para esses símbolos.

O estado  $Z_0$  pode evoluir por ocorrência de um  $E$ , um  $a$  ou um  $($ . Correspondem aos símbolos que aparecem imediatamente à direita do ponto ( $\cdot$ ), e produzem 3 novos estados

$$\begin{aligned} Z_1 &= \delta(Z_0, E) = \{ S \rightarrow E \cdot \$ \} \\ Z_2 &= \delta(Z_0, a) = \{ E \rightarrow a \cdot \} \\ Z_3 &= \delta(Z_0, () = \{ E \rightarrow ( \cdot E ) \} \cup \{ E \rightarrow \cdot a, E \rightarrow \cdot ( E ) \} \end{aligned}$$

Note que  $Z_3$  foi estendido pela função de fecho, uma vez que o ponto ficou imediatamente à esquerda de um símbolo não terminal ( $E$ ).  $Z_1$  representa um situação de aceitação se o símbolo à entrada (*lookahead*) for igual a  $\$$  e de erro caso contrário.  $Z_2$  representa uma possível situação de redução pela regra  $E \rightarrow a$ . Esta redução só faz sentido se o símbolo à entrada (*lookahead*) for um elemento do conjunto **follow**( $E$ ). Caso contrário corresponde a uma situação de erro. Finalmente,  $Z_3$  pode evoluir por ocorrência de um  $E$ , um  $a$  ou um  $($ , que correspondem aos símbolos que aparecem imediatamente à direita do ponto ( $\cdot$ ). Estas evoluções são indicadas a seguir

$$\begin{aligned} Z_4 &= \delta(Z_3, E) = \{ E \rightarrow ( E \cdot ) \} \\ \delta(Z_3, a) &= Z_2 \\ \delta(Z_3, () &= Z_3 \end{aligned}$$

Apenas um novo estado foi gerado ( $Z_4$ ). Este estado apenas evolui por ocorrência de  $)$ .

$$Z_5 = \delta(Z_4, ) = \{ E \rightarrow ( E ) \cdot \}$$

Pondo tudo agrupado, a coleção de conjunto de itens é

$$\begin{aligned} Z_0 &= \{ S \rightarrow \cdot E \$ \} \cup \{ E \rightarrow \cdot a, E \rightarrow \cdot ( E ) \} \\ Z_1 &= \delta(Z_0, E) = \{ S \rightarrow E \cdot \$ \} \\ Z_2 &= \delta(Z_0, a) = \{ E \rightarrow a \cdot \} \\ Z_3 &= \delta(Z_0, () = \{ E \rightarrow ( \cdot E ) \} \cup \{ E \rightarrow \cdot a, E \rightarrow \cdot ( E ) \} \\ Z_4 &= \delta(Z_3, E) = \{ E \rightarrow ( E \cdot ) \} \\ Z_5 &= \delta(Z_4, ) = \{ E \rightarrow ( E ) \cdot \} \end{aligned}$$

### 3.2.2 Tabela de decisão para um reconhecimento ascendente

A coleção de conjuntos de itens (conjunto de estados) fornece a base para a construção de uma tabela usada no algoritmo de reconhecimento. A tabela de decisão é uma matriz dupla, em que as linhas são indexadas pelo alfabeto da pilha (coleção de conjuntos de itens) e as colunas são indexadas pelos símbolos terminais e não terminais da gramática. Representa simultaneamente duas funções, designadas ACTION e GOTO. A função ACTION tem como argumentos um estado (símbolo da pilha) e um símbolo terminal (incluindo o \$) e define a ação a realizar. Pode ser uma de *shift*, *reduce*, *accept* ou *error*. A função GOTO mapeia um estado e um símbolo não terminal num estado. É usada após uma operação de redução.

Veja-se um exemplo. Considerando a gramática e a coleção de conjunto de itens anteriores, obtém-se a seguinte tabela de decisão.

|       | a                  | (                  | )                                   | \$                                  | E     |
|-------|--------------------|--------------------|-------------------------------------|-------------------------------------|-------|
| $Z_0$ | <b>shift</b> $Z_2$ | <b>shift</b> $Z_3$ |                                     |                                     | $Z_1$ |
| $Z_1$ |                    |                    |                                     | <b>accept</b>                       |       |
| $Z_2$ |                    |                    | <b>reduce</b> $E \rightarrow a$     | <b>reduce</b> $E \rightarrow a$     |       |
| $Z_3$ | <b>shift</b> $Z_2$ | <b>shift</b> $Z_3$ |                                     |                                     | $Z_4$ |
| $Z_4$ |                    |                    | <b>shift</b> $Z_5$                  |                                     |       |
| $Z_5$ |                    |                    | <b>reduce</b> $E \rightarrow ( E )$ | <b>reduce</b> $E \rightarrow ( E )$ |       |

- $Z = \{Z_0, Z_1, Z_2, Z_3, Z_4, Z_5\}$  é o alfabeto da pilha e foi obtida calculando a coleção de conjuntos de itens.
- **shift**  $Z_i$ , com  $Z_i \in Z$ , representa um deslocamento, no qual é consumido o símbolo à entrada e é feito o empilhamento (*push*) do símbolo  $Z_i$ .
- **reduce**  $A \rightarrow \alpha$ , onde  $A \rightarrow \alpha$  é uma produção da gramática, representa uma redução, na qual são retirados da pilha tantos símbolo quantos os símbolo do corpo da regra.
- Os símbolos  $Z_i \in Z$  na última coluna, representam os símbolos a empilhar após uma redução.
- **accept** representa a aceitação.
- As células vazias representam situações de erro.

### 3.2.3 Algoritmo de reconhecimento

O algoritmo seguinte mostra como se usa a tabela anterior. Nele, *top*, *push* e *pop* são funções de manipulação da pilha, com os significados habituais, e *lookahead* e *adv* são funções de manipulação da entrada que, respetivamente, devolve o próximo símbolo terminal à entrada e consome um símbolo.

**Algoritmo 3.1**

```

push( $Z_0$ )
forever
  if (top() ==  $Z_1$  && lookahead() == $)
    aceita a entrada como pertencendo à linguagem.
  acc = ACTION[top(), lookahead()]
  if (acc is shift  $Z_i$ )
    adv(); push( $Z_i$ );
  else if (acc is reduce  $A \rightarrow \alpha$ )
    pop  $|\alpha|$  símbolos; push(GOTO[top(),  $A$ ]);
  else
    rejeita a entrada

```

A aplicação deste algoritmo à palavra “( ( a ) )” resulta na tabela seguinte. No preenchimento dessa tabela, optou-se por separar em duas linhas as operações de *pop* e *push* das ações de redução. Desta forma fica mais claro que o símbolo a empilhar resulta do símbolo no topo da pilha após os *pops*.

| pilha                         | entrada      | ação                                |
|-------------------------------|--------------|-------------------------------------|
| $Z_0$                         | ( ( a ) ) \$ | <b>shift</b> $Z_3$                  |
| $Z_0$ $Z_3$                   | ( a ) ) \$   | <b>shift</b> $Z_3$                  |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_3$             | a ) ) \$     | <b>shift</b> $Z_2$                  |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_3$ $Z_2$       | ) ) \$       | <b>reduce</b> $E \rightarrow a$     |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_3$             | ) ) \$       | push $Z_4$                          |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_3$ $Z_4$       | ) ) \$       | <b>shift</b> $Z_5$                  |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_3$ $Z_4$ $Z_5$ | ) \$         | <b>reduce</b> $E \rightarrow ( E )$ |
| $Z_0$ $Z_3$                   | ) \$         | push $Z_4$                          |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_4$             | ) \$         | <b>shift</b> $Z_5$                  |
| $Z_0$ $Z_3$ $Z_4$ $Z_5$       | \$           | <b>reduce</b> $E \rightarrow ( E )$ |
| $Z_0$                         | \$           | push $Z_1$                          |
| $Z_0$ $Z_1$                   | \$           | <b>accept</b>                       |

Na redução com a produção  $E \rightarrow a$  foi feito o pop de 1 símbolo (número de símbolos no corpo da produção), ficando, em consequência, um  $Z_3$  no topo da pilha. O  $Z_4$  que foi empilhado logo a seguir corresponde a  $table[Z_3, E]$ . Nas duas reduções com a produção  $E \rightarrow ( E )$  são feitos o pop de 3 símbolos, ficando, em consequência, um  $Z_3$  no topo da pilha, no primeiro caso, e um  $Z_0$  no segundo.



## Capítulo 4

# Gramática de atributos

**NOTA PRÉVIA:** *Este capítulo é apenas um enumerado das secções do livro de referência ([Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition;](#)) que cobrem a matéria sobre gramáticas de atributos.*

### 4.1 Definição de gramática de atributos

No contexto destes apontamentos considera-se *gramáticas de atributos* o que no livro de referência se designa por *syntax-directed definitions*.

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.1, "Syntax-directed definitions".*

#### 4.1.1 Atributos herdados e atributos sintetizados

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.1.1, "Inherited and synthesized attributes".*

#### 4.1.2 Construção de gramáticas de atributos

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.1.2, "Evaluating an SDD at the nodes of a parse tree".*

## 4.2 Ordem de avaliação dos atributos

### 4.2.1 Grafo de dependências

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.2.1, "Dependency graphs".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.2.2, "Ordering the evaluation of attributes".*

### 4.2.2 Tipos de gramáticas de atributos

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.2.3, "S-attributed definitions".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.2.4, "L-attributed definitions".*

*Compilers: principles, techniques, and tools; Aho, Lam, Sethi and Ullman; 2nd edition; sec. 5.2.5, "Semantic rules with controlled side effects".*