

# Ambiguidade

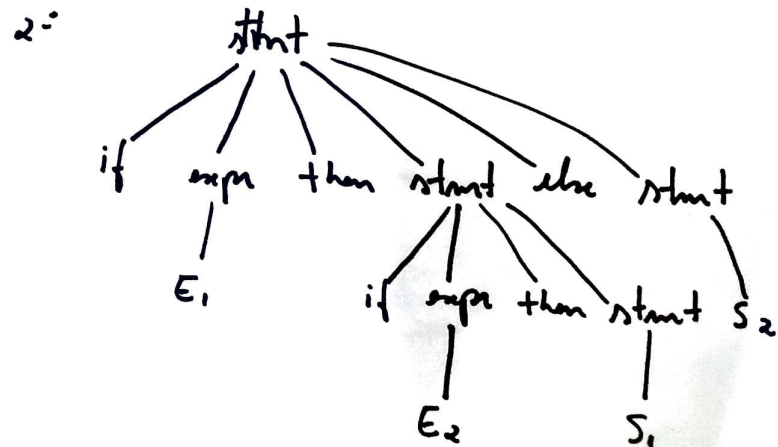
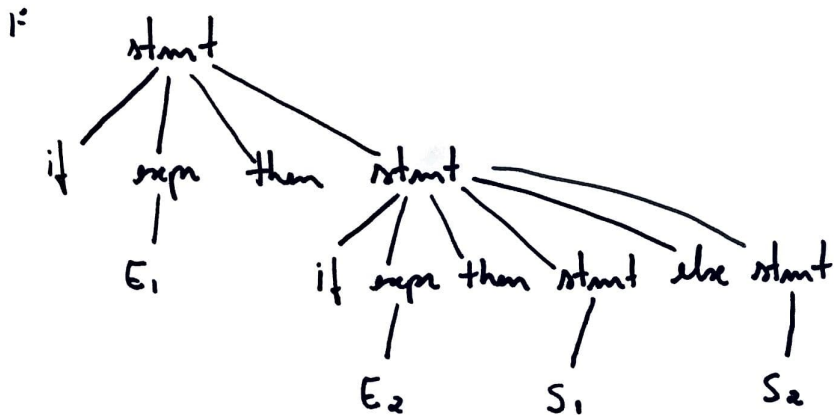
start  $\rightarrow$  if expr then start |  
if expr then start else start |  
outro

terminais: { if, then, else, outro }

n-terminais: { start, expr }

A gramática acima é ambígua.

Prova: sentença: if  $E_1$  then if  $E_2$  then  $S_1$  else  $S_2$



## Recursão à esquerda

Definição: Uma gramática é recursiva à esquerda se ela tem não-terminal  $A$  tal que existe uma derivação  $A \xRightarrow{+} A\alpha$  para algum  $\alpha$ .

Exemplo:  $S \rightarrow Aa \mid b$

$A \rightarrow Ac \mid Sd \mid \epsilon$

$A \rightarrow Ac, A \xRightarrow{+} Ac$

↑  
produção com  
recursão à esquerda  
imediata

$S \Rightarrow Aa \Rightarrow Sda$

$S \xRightarrow{+} Sda$

## Eliminação da recursão à esquerda imediata

$A \rightarrow A\alpha \mid \beta$

$A \rightarrow \beta A'$   
 $A' \rightarrow \alpha A' \mid \epsilon$

$A \Rightarrow A\alpha \Rightarrow A\alpha\alpha \Rightarrow A\alpha\alpha\alpha$   
 $\dots \Rightarrow A\alpha\alpha\alpha \Rightarrow \underline{\beta\alpha\alpha\alpha}$

$A \Rightarrow \beta A' \Rightarrow \beta\alpha A' \Rightarrow \beta\alpha\alpha A' \dots$   
 $\dots \Rightarrow \underline{\beta\alpha\alpha\alpha}$

\* Agrupar produções do tipo

$A \rightarrow A\alpha_1 \mid A\alpha_2 \mid \dots \mid A\alpha_m \mid \beta_1 \mid \dots \mid \beta_n$

\* Substituir produções por

$A \rightarrow \beta_1 A' \mid \beta_2 A' \mid \dots \mid \beta_n A'$   
 $A' \rightarrow \alpha_1 A' \mid \alpha_2 A' \mid \dots \mid \alpha_m A' \mid \epsilon$

\* Se  $\alpha_i \neq \epsilon$  então não  
há rec. à esq. imediata  
para estas produções.

Exemplo:

$E \rightarrow E + T \mid T$

$T \rightarrow T * F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid id$

-----  
 $E \rightarrow \underbrace{E + T}_{\alpha} \mid \underbrace{T}_{\beta}, E \rightarrow TE'$   
 $E' \rightarrow +TE' \mid \epsilon$

-----  
 $T \rightarrow \underbrace{T * F}_{\alpha} \mid \underbrace{F}_{\beta}, T \rightarrow FT'$   
 $T' \rightarrow *FT' \mid \epsilon$

-----  
gramática livre de rec. à esq.

$E \rightarrow TE'$

$E' \rightarrow +TE' \mid \epsilon$

$T \rightarrow FT'$

$T' \rightarrow *FT' \mid \epsilon$

$F \rightarrow (E) \mid id$

Eliminamos de rec. à esq. (qual): Entende-se G não tem ciclos ( $A \xRightarrow{+} A$ ) e sem produções  $\epsilon$  ( $A \rightarrow \epsilon$ ).

1. Coloque os não-terminais em alguma ordem  $A_1, \dots, A_n$ .

2. para cada  $i$  de 1 até  $n$  faça

3. para cada  $j$  de 1 até  $i-1$  faça

4. substitua cada produção da forma  $A_i \rightarrow A_j \gamma$  por  $A_i \rightarrow \delta_1 \gamma \mid \delta_2 \gamma \mid \dots \mid \delta_k \gamma$ , onde  $A_j \rightarrow \delta_1 \mid \delta_2 \mid \dots \mid \delta_k$ .

5. Elimine recursão à esquerda imediata nas produções  $A_i$ .

$$A_i \xRightarrow{+} A_i \alpha$$

$$A_i \xRightarrow{+} A_i \alpha$$

Na iteração  $i$ , o for interno (linhas 3 e 4) aumenta o índice de qualquer produção  $A_i \rightarrow A_m \alpha$  até que  $m \geq i$ .

Na linha 5, há eliminação de rec. à esq. imediata nas produções  $A_i$  fazendo saber que qualquer produção  $A_i \rightarrow A_m \alpha$  tem  $m \geq i$ .

Depois disso,

Construção:

• Para  $i=1$ , a linha 5 elimina rec. esq. imediata sobre as produções  $A_1$ . Qualquer produção  $A_1 \rightarrow A_l \alpha$  deve ter  $l > 1$ .

• Para  $i=2$ , as linhas 3 e 4 substituem todas as produções  $A_2 \rightarrow A_1 \gamma$  (se existir) por produções  $A_2 \rightarrow \delta \gamma$  onde  $A_1 \rightarrow \delta$ . Como não existe recursão à esq. imediata em  $A_1 \rightarrow \delta$ , temos que  $\delta$  pode começar com símbolos  $A_2, A_3, \dots, A_n$  mas não com  $A_1$ . Depois que isso terminamos, a linha 5 remove rec. à esq. imediata de ~~as~~ produções  $A_2$ .

• Vale no fim do passo 2 que: qualquer produção  $A_1 \rightarrow A_l \alpha$  deve ter  $l > 1$  e qualquer produção  $A_2 \rightarrow A_l \alpha$  deve ter  $l > 2$ .

• Depois das iterações  $i-1$  do for (para) da linha 2 todo símbolo não-terminal  $A_k$  para todo  $k < i$  possui produção  $A_k \rightarrow A_l \alpha$  com  $l > k$ .

Exemplo: (remoção de rec. à sq.)

$$\begin{array}{lcl} G: & S \rightarrow Aa|b & \\ & A \rightarrow Ac|Sd|\epsilon & \end{array} \quad \begin{array}{l} G' \text{ (sem produções } \epsilon) \\ S \rightarrow Aa|b|a \\ A \rightarrow Ac|Sd|c \end{array}$$

Ordem dos não-terminais:  $S, A$ .

\*  $i=1$ , o algoritmo não faz nada.

\*  $i=2$ , o algoritmo substitui  $A \rightarrow Sd$  por  $A \rightarrow Aad|bd|ad$ .

Todas as produções de  $A$ :  $A \rightarrow Ac|Aad|bd|ad|c$

Eliminamos rec. à sq. imediata nas produções  $A$ .

\*  $A \rightarrow Ac$  substituída por  $A \rightarrow bdA'|adA'|cA'$   
 $A' \rightarrow cA'|\epsilon$

\*  $A \rightarrow Aad$  "  $A \rightarrow bdA'|adA'|cA'$   
 $A' \rightarrow adA'|\epsilon$

A nova gramática é:

$$S \rightarrow Aa|b|a$$

$$A \rightarrow bdA'|adA'|cA'$$

$$A' \rightarrow cA'|adA'|\epsilon$$