Análise sintática

Análise sintática *top-down*

Prof. Edson Alves

Faculdade UnB Gama

Análise sintática recursiva-descendente

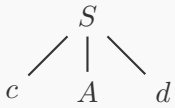
- A análise sintática *top-down* pode ser interpretada como uma tentativa de se encontrar uma derivação mais à esquerda para uma cadeia da entrada
- Outra forma de interpretar esta análise é como uma tentativa de construção de uma árvore gramatical a partir da raiz, criando os nós da árvore em pré-ordem
- No caso geral, a análise sintática recursiva-descendente pode envolver algum nível de retrocesso
- Um caso especial da análise sintática recursiva-descente é o dos analisadores preditivos, que não demandam retrocesso

Retrocesso

- Certas gramaticas impõem ao analisador recursivo-descendente a necessidade de um retrocesso na análise
- Por exemplo, considere a entrada $w = cad$ e a gramática

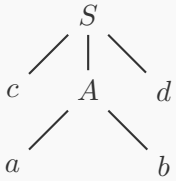
$$S \to cAd$$
$$A \to ab \mid a$$

- A análise inicia construindo a raiz da árvore sintática, rotulada como S
- Ao ler o primeiro símbolo da entrada, o caractere c, o analisador expande a produção de S para gerar os filhos e obter



Retrocesso

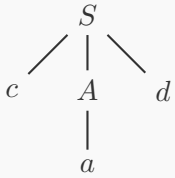
- O filho mais à esquerda reconhece o caractere c, de modo que o apontado avança para o segundo símbolo da entrada, o caractere a
- A análise usa a primeira alternativa das produções-A para obter



- A folha à esquerda reconhece o caractere a, mas a folha à direita, rotulada b, não reconhece o caractere d
- Aqui acontece o retrocesso: os filhos são descartados e, ao retornar ao nó A, é usada a segunda alternativa das produções-A

Retrocesso

- Esta nova substituição resulta em



- Nesta nova árvore o caractere a é recohecido, e a folha mais à esquerda reconhece o caractere d, de modo que esta árvore produz a cadeia w, finalizando a análise sintática
- Gramáticas recursivas à esquerda podem levar a laços infinitos, mesmo com o retrocesso
- Isto pode acontecer com múltiplas expansões de um não-terminal que não consome a entrada

Analisadores sintáticos preditivos

- Uma escrita cuidadosa da gramática, por meio de eliminação de recursão à esquerda e do uso de fatorações à esquerda, pode dispensar complementamente o retrocesso
- Neste caso, a análise sintática recursiva-descendente se torna uma análise gramatical preditiva
- Na análise gramatical preditiva a alternativa a ser escolhida deve ser detectável examinando-se apenas o primeiro símbolo da cadeia que a mesma deriva
- Por exemplo, as produções abaixo permitem uma análise preditiva:

$$
\begin{array}{rcl}
cmd & \rightarrow & \textbf{if } expr \textbf{ then } cmd \textbf{ else } cmd \\
 & | & \textbf{while } expr \textbf{ do } cmd \\
 & | & \textbf{begin } lista\_de\_commandos \textbf{ end}
\end{array}
$$

Diagramas de transição para analisadores sintáticos preditivos

- Assim como foi feito na análise léxica, é possível criar diagramas de transição para analisadores sintáticos
- Cada não-terminal da gramática deve ter um diagrama próprio
- Os rótulos das arestas são tokens e não-terminais
- Uma transição rotulada por um token deve ser seguida se o token do rótulo for o próximo token da entrada
- Uma transição rotulada por um não-terminal A implica em uma passagem pelo diagrama de A

Geração de diagramas de transição para analisadores sintáticos preditivos

Input: uma gramática G
Output: os diagramas de transição para todos os não-terminais de G

1: Elimine qualquer recursão à esquerda de G, se necessário
2: Fatore G à esquerda, se necessário

3: **for** cada não-terminal A de G **do**
4: crie um estado inicial e um estado final (de retorno)
5: **for** cada produção $A \rightarrow X_1 X_2 \ldots X_n$ **do**
6: crie um percurso que parte do estado inicial até o estado final com arestas rotuladas por $X_1, X_2, \ldots, X_n$

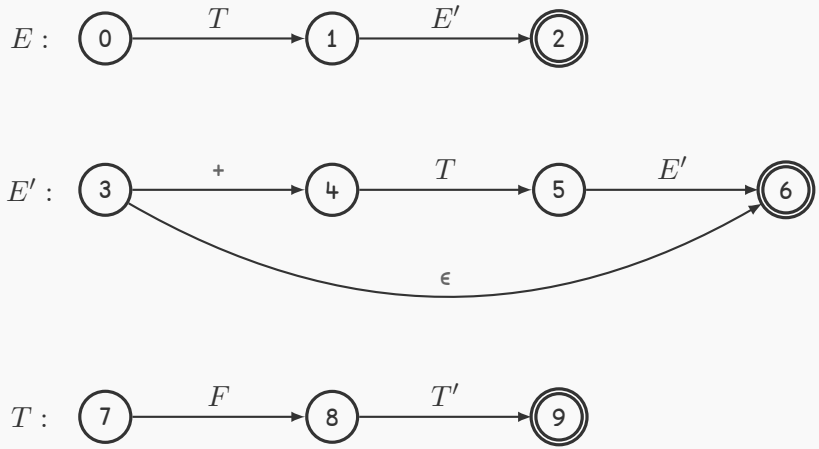
Comportamento do analisador sintático preditivo

- O analisador parte do estado inicial do símbolo de partida
- Estando o analisador no estado s, e se este possui uma aresta rotulada com o token a apontando para o estado t, e o próximo token da entrada é a, o analisador reconhece a e se move para o estado t
- Se a aresta é rotulada pelo não-terminal A, o analisador segue para o estado inicial de A, sem reconhecer o próximo token da entrada
- Se, em algum momento, o analisador atinge o estado final de A, ele deve seguir para t, tendo "lido A" (isto é, reconhecendo quaisquer tokens que surgiram no caminho do estado inicial ao final de A)
- Se a aresta é rotulada por ϵ, o analisador segue para t sem reconhecer a entrada

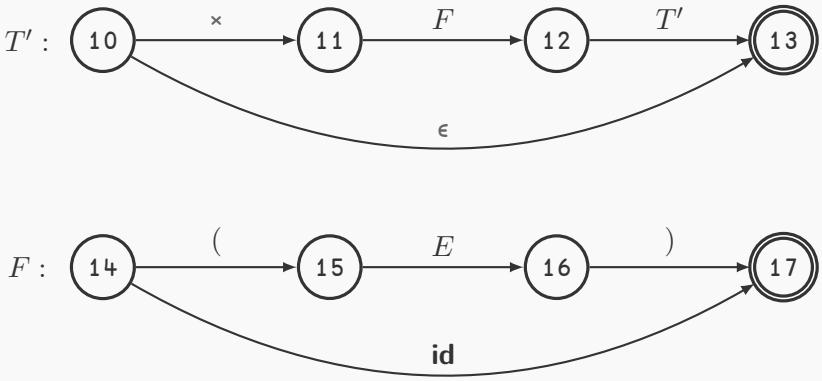
Exemplo de gramática G sem recursão à esquerda e fatorada à esquerda

$$
\begin{array}{rcl}
E & \rightarrow & TE' \\
E' & \rightarrow & +TE' \mid \epsilon \\
T & \rightarrow & FT' \\
T' & \rightarrow & \times FT' \mid \epsilon \\
F & \rightarrow & (E) \mid \textbf{id}
\end{array}
$$

Diagramas de transição para a análise sintática preditiva da gramática G



Diagramas de transição para a análise sintática preditiva da gramática G

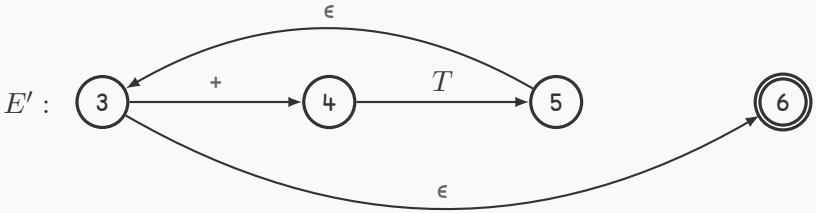


Limitações da análise gramatical preditiva

- A análise gramatical preditiva só pode ser realizada se os diagramas dos não-terminais forem determinísticos, isto é, caso não exista mais de uma transição de um mesmo estado para outros com o mesmo rótulo
- Caso exista ambiguidades, estas devem ser resolvidas de forma *ad hoc*
- Se não for possível eliminar as ambuiguidades, não será possível realizar uma análise sintática preditiva
- Neste caso, será preciso conduzir uma análise sintática recursiva-descendente com retrocesso, avaliando cada um dos caminhos possíveis

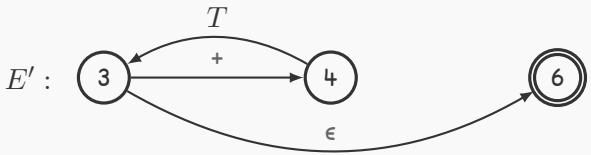
Simplificação dos diagramas de transição

- Os diagramas de transição podem ser simplificados por meio da aplicação da substituição de uns nos outros e da observação das produções
- Por exemplo, o diagrama de E' pode ser modificado por meio de uma aresta retornando diretamente para E', sem recursão:

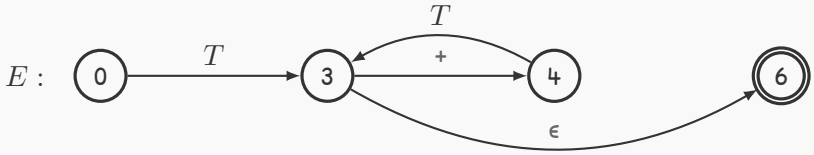


Simplificação dos diagramas de transição

- A transição-ϵ de 5 para 3 pode ser eliminada, de modo que o estado 5 pode ser removido:

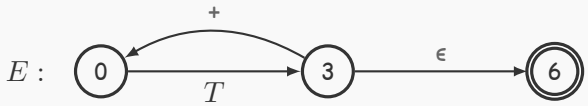


- Estas modificações podem ser inseridas no diagrama de E, resultando em



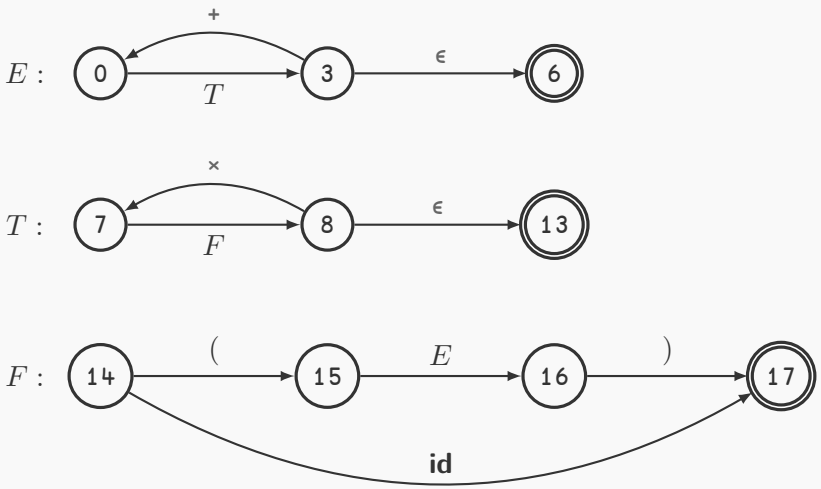
Simplificação dos diagramas de transição

- Por fim, o estado 4 também pode ser eliminado:



- Aplicando técnicas semelhantes os diagramas apresentados anteriormente podem ser simplificados, reduzindo substancialmente o número de estados e consequentemente a memória usada pelo analisador sintático
- A simplificação também pode eliminar recursões, reduzindo o tempo de execução do analisador sintático

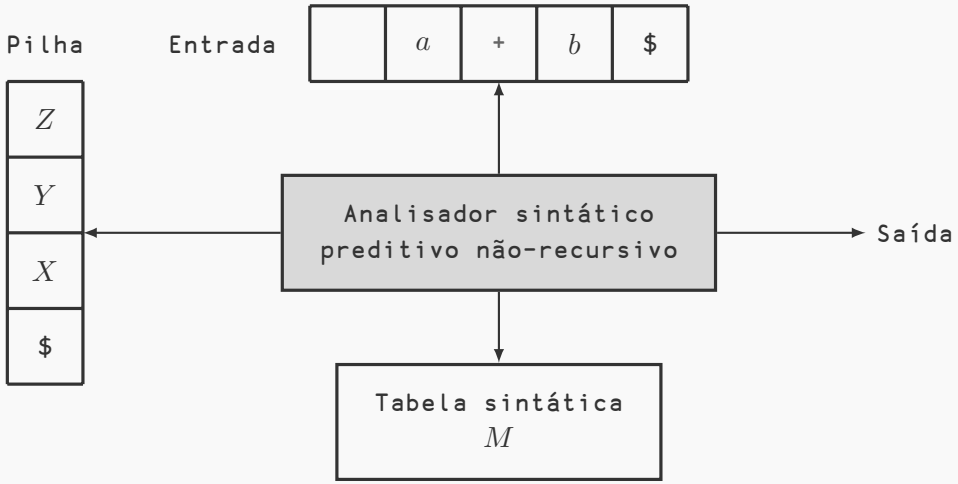
Diagramas simplificados para expressões aritméticas



Analisador preditivo não-recursivo

- É possível construir um analisador sintático preditivo não-recursivo, no qual as chamadas recursivas são eliminadas por meio do uso de uma pilha explícita
- Seja recursivo ou não, o principal problema a ser resolvido por um analisador sintático é o de identificar a produção que deve ser aplicada a um não-terminal
- Um analisador sintático não-recursivo busca em uma tabela sintática pela produção a ser aplicada
- Tal tabela pode ser construída diretamente a partir de certas gramáticas

Modelo de um analisador sintático preditivo não-recursivo



Estrutura de um analisador sintático preditivo não-recursivo

- Um analisador sintático preditivo não-recursivo é composto por um *buffer* de entrada, uma pilha, uma tabela sintática e um fluxo de saída
- O *buffer* de entrada contém a cadeia a ser analisada, seguida de um sentinela que indique o fim da cadeia (assuma que o sentinela é o caractere $)
- A pilha contém símbolos gramaticais, onde o sentinela indica o fundo da pilha
- Inicialmente a pilha deve contém o símbolo de partida da gramática logo acima do sentinela
- A tabela sintática é uma matriz $M[A, a]$ cuja primeira dimensão contém não-terminais A e a segunda contém terminais a ou o sentinela $

Algoritmo para o analisar sintático preditivo não-recursivo

Input: Uma cadeia w e uma tabela sintática M para uma gramática G

Output: Se $w \in L(G)$, uma derivação mais à esquerda de w, caso contrário sinaliza um erro

```
1: a ← primeiro símbolo de w
2: repeat
3:     X ← topo da pilha
4:     if X é um terminal then
5:         if X = a then
6:             remova X da pilha
7:             a ← próximo símbolo de w
8:         else
9:             sinalize um erro
```

Algoritmo para o analisar sintático preditivo não-recursivo

10: **else if** X é um não-terminal **then**
11: **if** $M[X, a] = X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$ **then**
12: remova X da pilha
13: empilhe $Y_k, Y_{k-1}, \dots, Y_1$, com Y_1 no topo da pilha
14: escreva a produção $X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$ na saída
15: **else**
16: sinalize um erro
17: **until** $X =$ \$

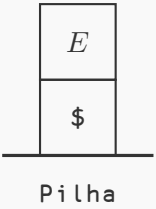
Tabela sintática para a gramática de expressões aritméticas

Não-terminal	Símbolo da entrada					
	id	+	×	(	)	$
E	$E \to TE'$			$E \to TE'$		
E'		$E' \to +TE'$			$E' \to \epsilon$	$E' \to \epsilon$
T	$T \to FT'$			$T \to FT'$		
T'		$T' \to \epsilon$	$T' \to \times FT'$		$T' \to \epsilon$	$T' \to \epsilon$
F	$F \to$ **id**			$F \to (E)$		

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada Saída

id + **id** × **id** $

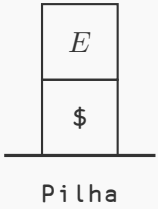


Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

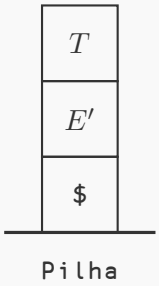
Entrada

Saída

id + id × id $



Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



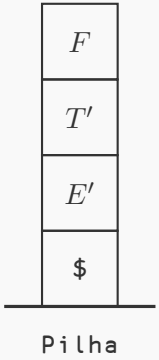
Entrada

id + id × id $

Saída

$E \rightarrow TE'$

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



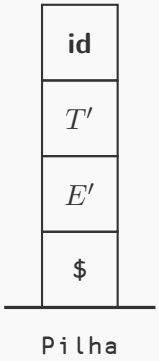
Entrada

id + id × id $

Saída

$T \rightarrow FT'$

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



Entrada

id + **id** × **id** $

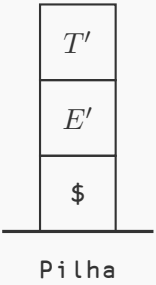
Saída

$F \rightarrow$ **id**

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada Saída

id + id × id $



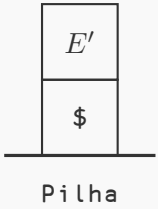
Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada

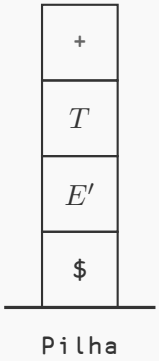
id + **id** × **id** $

Saída

$T' \rightarrow \epsilon$



Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



Entrada

id + id × id $

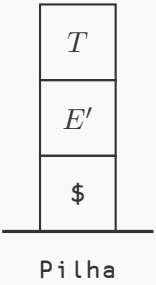
Saída

$E' \rightarrow +TE'$

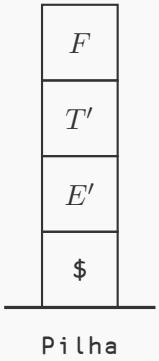
Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada Saída

id + id × id $



Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



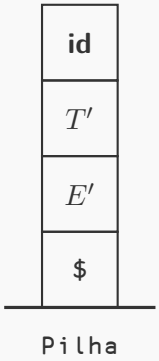
Entrada

id + id × id $

Saída

$T \rightarrow FT'$

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



Entrada

id + id × id $

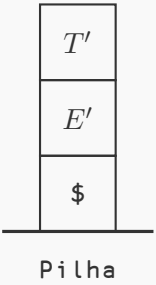
Saída

$F \rightarrow$ **id**

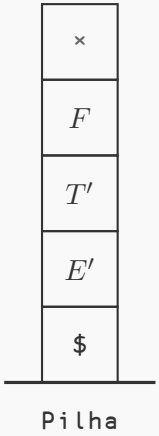
Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada Saída

id + id × id $



Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



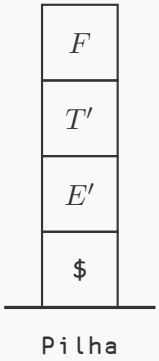
Entrada

id + id × id $

Saída

$T' \rightarrow \times F T'$

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

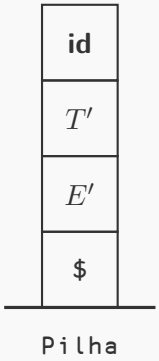


Entrada

id + id × id $

Saída

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”



Entrada

id + **id** × **id** $

Saída

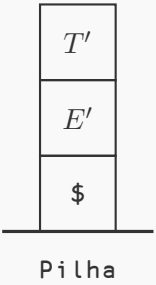
$F \rightarrow$ **id**

Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada

Saída

id + id × id $



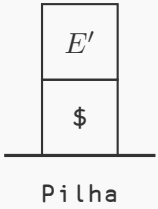
Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada

id + **id** × **id** $

Saída

$T' \rightarrow \epsilon$



Comportamento do analisador preditivo não-recursivo para a cadeia “id+id×id”

Entrada

id + **id** × **id** $

Saída

$E' \rightarrow \epsilon$

Pilha

Funções auxiliares

- Duas funções associadas à gramática G auxiliam a construção de uma analisador sintático preditivo não-recursivo
- Estas funções, PRIMEIRO( ) e SEGUINTE( ), apoiam o preenchimento da tabela sintática preditiva para G
- Os tokens produzidos pela função SEGUINTE( ) também podem ser usados como tokens de sincronização na recuperação de erros na modalidade de desespero

Definição

Seja α uma cadeia de símbolos gramaticais. Então PRIMEIRO(α) é o conjunto de terminais que começam as cadeias derivadas a partir de α. Se $\alpha \stackrel{*}{\Rightarrow} \epsilon$ então $\epsilon \in$ PRIMEIRO(α).

Funções auxiliares

Definição

Seja A um não-terminal. Então $\textsc{seguinte}(A)$ é o conjunto de terminais a que podem aparecer imediatamente à direita de A em alguma forma sentencial, isto é, o conjunto de terminais a tais que existe uma derivação $S \stackrel{*}{\Rightarrow} \alpha A a \beta$ para algum α e β.

Se A puder ser o símbolo mais à direita em alguma forma sentencial, então \$ $\in \textsc{seguinte}(A)$.

Algoritmo para o cálculo de PRIMEIRO( )

Input: um símbolo gramatical X
Output: o conjunto PRIMEIRO(X)

1: **if** X é um terminal **then**
2: PRIMEIRO(X) = { X }
3: **if** $X \to \epsilon$ **then**
4: adicione ϵ ao conjunto PRIMEIRO(X)
5: **if** X é um não terminal e $X \to Y_1 Y_2 \ldots Y_k$ **then**
6: coloque a em PRIMEIRO(X) se $a \in$ PRIMEIRO(Y_i) e $Y_1, Y_2, \ldots, Y_{i-1} \stackrel{*}{\Rightarrow} \epsilon$
7: se $\epsilon \in$ PRIMEIRO(Y_j) para todo $j = 1, 2, \ldots, k$, coloque ϵ em PRIMEIRO(X)

Algoritmo para o cálculo de PRIMEIRO( )

Input: uma cadeia $Y = X_1 X_2 \ldots Y_n$
Output: o conjunto PRIMEIRO(Y)

1: **for** $i = 1, n$ **do**
2: adicione todos os símbolos diferente de ϵ de PRIMEIRO(X_i) em PRIMEIRO(Y)
3: **if** $\epsilon \notin$ PRIMEIRO(X_i) **then**
4: interrompa o laço

5: **if** $\epsilon \in$ PRIMEIRO(X_j) para todo $j = 1, 2, \ldots, n$ **then**
6: adicione ϵ ao conjunto PRIMEIRO(Y)

Algoritmo para o cálculo de SEGUINTE( )

Input: uma gramatica G
Output: os conjuntos SEGUINTE(A) para todos não-terminais A em G

1: Coloque **$** no conjunto SEGUINTE($S$), onde S é o símbolo de partida

2: **while** há algo a ser adicionado a qualquer conjunto SEGUINTE( ) **do**
3: **if** existe um produção $A \rightarrow \alpha B \beta$ **then**
4: adicione todos os elementos diferentes de ϵ do PRIMEIRO(β) em SEGUINTE(B)
5: **if** existe um produção $A \rightarrow \alpha B$ ou uma produção $A \rightarrow \alpha B \beta$ onde $\epsilon \in$ PRIMEIRO(β) **then**
6: adicione todos os elementos de SEGUINTE(A) em SEGUINTE(B)

Gramática para expressões aritméticas e conjuntos auxiliares

$$
\begin{array}{ll}
E \to TE' & \text{PRIMEIRO}(E) = \text{PRIMEIRO}(T) = \text{PRIMEIRO}(F) = \{\ (, \textbf{id}\ \} \\
E' \to +TE' \mid \epsilon & \text{PRIMEIRO}(E') = \{\ +, \epsilon\ \} \\
T \to FT' & \text{PRIMEIRO}(T') = \{\ \times, \epsilon\ \} \\
E' \to \times FT' \mid \epsilon & \\
F \to (E) \mid \textbf{id} & \text{SEGUINTE}(E) = \text{SEGUINTE}(E') = \{\ ), \$\ \} \\
 & \text{SEGUINTE}(T) = \text{SEGUINTE}(T') = \{\ +,), \$\ \} \\
 & \text{SEGUINTE}(F) = \{\ +, \times,), \$\ \}
\end{array}
$$

Construção de tabelas sintáticas preditivas

Input: uma gramática G
Output: uma tabela sintática preditiva M

1: **for** cada produção $A \to \alpha$ de G **do**
2: **for** cada terminal $a \in \text{PRIMEIRO}(\alpha)$ **do**
3: adicione $A \to \alpha$ na posição $M[A, a]$
4: **if** $\epsilon \in \text{PRIMEIRO}(\alpha)$ **then**
5: **for** cada terminal $b \in \text{SEGUINTE}(A)$ **do**
6: adicione $A \to \alpha$ na posição $M[A, b]$
7: **if** \$ $\in \text{SEGUINTE}(A)$ **then**
8: adicione $A \to \alpha$ na posição $M[A, \$]$

Ambiguidades na tabela sintática preditiva

- Embora o algoritmo de produção de tabelas sintáticas preditivas possa ser aplicado em qualquer gramática G, algumas gramáticas produzirão múltiplas entradas para determinados pares (A, a)
- Considere a gramática que abstrai o comando **if-then-else**:

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow iEtSS' \mid a \\
S' &\rightarrow eS \mid \epsilon \\
E &\rightarrow b
\end{aligned}
$$

- Esta gramática possui duas entradas para $M[S', e]$: a saber $S' \rightarrow eS$ e $S' \rightarrow \epsilon$, uma vez que $\text{SEGUINTE}(S') = \{e, \$\}$
- Neste caso, a ambiguidade pode ser resolvida optando pela primeira produção e descartando a segunda ($S' \rightarrow \epsilon$)

Tabela sintática para a gramática que abstrai o comando if-then-else

Não-terminal	Símbolo da entrada					
	a	b	e	i	t	$
S	$S \to a$			$S \to iEtSS'$		
S'			$S' \to \epsilon$ $S' \to eS$			$S' \to \epsilon$
E		$E \to b$				

Gramáticas $LL(1)$

Definição

Uma gramática cuja tabela sintática não possui entradas multiplamente definidas são denominadas gramáticas $LL(1)$. O primeiro L da sigla indica a varredura da esquerda para a direita (*left to right*); o segundo L diz respeito à produção de uma derivação mais à esquerda da cadeia (*left linear*); o número 1 sinaliza que é necessário um único token de *lookahead* a cada passo para a tomada de decisões sintáticas.

Propriedades das gramáticas $LL(1)$

- Nenhuma gramática recursiva à esquerda ou ambígua pode ser $LL(1)$
- Uma gramática G é $LL(1)$ se, e somente se, sempre que $A \to \alpha \mid \beta$ forem duas produções distintas de G, valem as seguintes condições:
  1. α e β não derivam, ao mesmo tempo, cadeias começando pelo mesmo terminal a, qualquer que seja a
  2. no máximo um dos dois (α ou β) deriva a cadeia vazia
  3. se $\beta \stackrel{*}{\Rightarrow} \epsilon$, então α não deriva qualquer cadeia começando por um terminal em $\text{SEGUINTE}(A)$
- A gramática para expressões aritméticas é $LL(1)$
- A gramática que generaliza o comando **if-then-else** não é $LL(1)$

Recuperação de erros na análise preditiva

- A pilha de um analisador preditivo não-recursivo torna explícitos os terminais e os não-terminais que o mesmo espera reconhecer com o restante da entrada
- Um erro é detectado na análise preditiva em dois casos
- O primeiro deles acontece quando o terminal do topo da pilha não reconhece o próximo símbolo da entrada
- O segundo caso ocorre quando o não-terminal A está no topo da pilha, a é o próximo símbolo da entrada e a entrada $M[A, a]$ da tabela sintática está vazia
- A recuperação de erros na modalidade do desespero pula os símbolos da entrada até encontrar um token pertencente ao conjunto pré-definido dos tokens de sincronização
- A efetividade desta abordagem depende da escolha dos tokens de sincronização

Referências

1. **AHO**, Alfred V, **SETHI**, Ravi, **ULLMAN**, Jeffrey D. *Compiladores: Princípios, Técnicas e Ferramentas*, LTC Editora, 1995.