

Compiladores

Análise Sintática

Cristiano Lehrer, M.Sc.

Introdução (1/3)

- A análise sintática constitui a segunda fase de um tradutor.
- Sua função é verificar se as construções usadas no programa estão gramaticalmente corretas.
- Normalmente, as estruturas sintáticas válidas são especificadas através de uma **gramática livre do contexto**.
- Dada uma gramática livre do contexto G e uma sentença s , o objetivo do analisador sintático é verificar se a sentença s pertence à linguagem gerada por G :
 - O analisador sintático, também chamado *parser*, recebe do analisador léxico a sequência de *tokens* que constitui a sentença s e produz como resultado uma árvore de derivação para s , se a sentença é válida, ou emite uma mensagem de erro, caso contrário.

Introdução (2/3)

- A árvore de derivação para s pode ser construída explicitamente (representada através de uma estrutura de dados) ou ficar implícita nas chamadas das rotinas que aplicam as regras de produção da gramática durante o reconhecimento.
- Os analisadores sintáticos devem ser projetados de modo que possam prosseguir na análise, até o fim do programa, mesmo que encontrem erros no texto fonte.
- Há duas estratégias básicas para a análise sintática:
 - TOP-DOWN ou DESCENDENTE.
 - BOTTOM-UP ou REDUTIVA.

Introdução (3/3)

- Os métodos de análise baseados na estratégia *top-down* constroem a árvore de derivação a partir do símbolo inicial da gramática (raiz da árvore), fazendo a árvore crescer até atingir suas folhas:
 - Em cada passo, um lado esquerdo de produção é substituído por um lado direito (expansão).
- A estratégia *bottom-up* realiza a análise no sentido inverso, isto é, a partir dos *tokens* do texto fonte (folhas da árvore de derivação) constrói a árvore até o símbolo inicial da gramática:
 - Em cada passo, um lado direito de produção é substituído por um símbolo não-terminal (redução).

Gramáticas Livres do Contexto

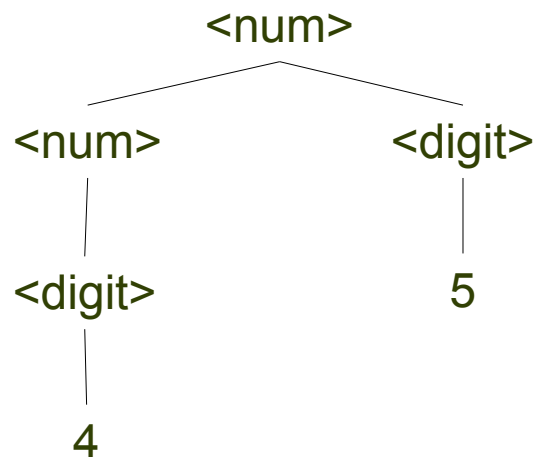
- Gramática livre do contexto é qualquer gramática $G = (N, T, P, S)$ cujas produções são da forma $A \rightarrow \alpha$, onde A é um símbolo não-terminal e α é um elemento de $(N \cup T)^*$.
- A denominação livre do contexto deriva do fato de o não-terminal A pode ser substituído por α em qualquer contexto, isto é, sem depender de qualquer análise dos símbolos que sucedem ou antecedem A na forma sentencial em questão.
- Exemplo:
 - $G = (\{E\}, \{+, -, *, /, (,), x\}, P, E)$, sendo
 - $P = \{E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid x\}$

Árvore de Derivação (1/2)

- Árvore de derivação é a representação gráfica de uma derivação de sentença.
- Essa representação apresenta, de forma explícita, a estrutura hierárquica que originou a sentença.
- Dada uma gramática livre do contexto, a árvore de derivação para uma sentença é obtida como segue:
 - A raiz da árvore é o símbolo inicial da gramática.
 - Os vértices interiores, obrigatoriamente, são não-terminais. Se $A \rightarrow X_1X_2...X_n$ é uma produção da gramática, então A será um vértice interior, e $X_1, X_2, ..., X_n$ serão os seus filhos (da esquerda para a direita).
 - Símbolos terminais e a palavra vazia são vértices folha.

Árvore de Derivação (2/2)

- Exemplo:
 - $G = (\{<num>, <digit>\}, \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}, P, <num>)$, sendo
 - $P = \{<num> \rightarrow <num><digit> \mid <digit>, <digit> \rightarrow 0 \mid 1 \mid 2 \mid \dots \mid 7 \mid 8 \mid 9\}$
 - A árvore de derivação correspondente à sentença 45 é a mostrada a seguir.

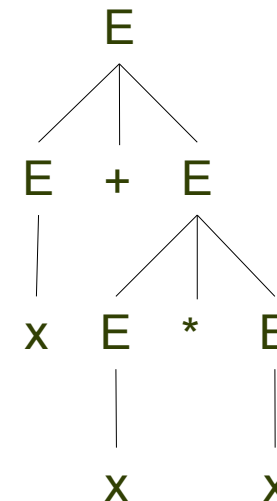
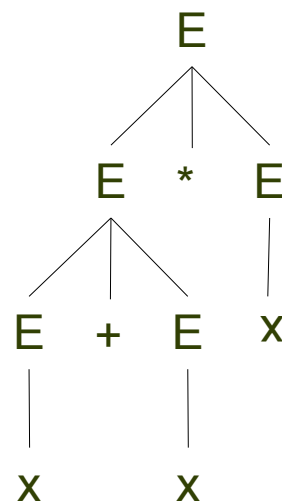


Derivações mais à Esquerda e mais à Direita

- Derivação mais à esquerda de uma sentença é a sequência de formas sentenciais que se obtém derivando sempre o símbolo não-terminal mais à esquerda.
- Uma derivação mais à direita aplica as produções sempre ao não-terminal mais à direita.
- Exemplo:
 - $G = (\{E\}, \{+, -, *, /, (,), x\}, \{E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid x\}, E)$
 - Derivação mais à esquerda da sentença $x + x * x$
 - $E \Rightarrow E + E \Rightarrow x + E \Rightarrow x + E * E \Rightarrow x + x * E \Rightarrow x + x * x$
 - Derivação mais à direita da sentença $x + x * x$
 - $E \Rightarrow E + E \Rightarrow E + E * E \Rightarrow E + E * x \Rightarrow E + x * x \Rightarrow x + x * x$

Gramática Ambígua (1/2)

- Gramática ambígua é uma gramática que permite construir mais de uma árvore de derivação para uma mesma sentença.
- Exemplo:
 - $G = (\{E\}, \{+, -, *, /, (,), x\}, \{E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid x\}, E)$
 - Apresentação de duas árvores de derivação para a sentença $x + x * x$



Gramática Ambígua (2/2)

- A existência de gramáticas ambíguas torna-se um problema quando os reconhecedores exigem derivações unívocas para obter um bom desempenho, ou mesmo para concluir a análise sintática.
- Não existe um procedimento geral para eliminar a ambiguidade de uma gramática.
- Existem gramáticas para as quais é impossível eliminar produções ambíguas.
- Uma linguagem é dita inerentemente ambígua se qualquer gramática livre do contexto que a descreve é ambígua.
- Por exemplo, a seguinte linguagem é inerentemente ambígua:
 - $\{w \mid w = a^n b^n c^m d^m \text{ ou } a^n b^m c^m d^n, n \geq 1, m \geq 1\}$

Gramática Recursiva à Esquerda

- Gramática recursiva à esquerda é uma gramática livre do contexto que permite a derivação $A \Rightarrow^+ A\alpha$ para algum $A \in N$, ou seja, um não-terminal deriva ele mesmo, de forma direta ou indireta, como o símbolo mais à esquerda de uma sub-palavra gerada.
- Os reconhecedores *top-down* exigem que a gramática não apresente recursividade à esquerda.
- Quando a recursão é direta, a eliminação é simples.
- Quando a recursão apresenta-se de forma indireta, a eliminação requer que a gramática seja inicialmente simplificada.

Gramática Simplificada

- Gramática simplificada é uma gramática livre do contexto que não apresenta símbolos inúteis, produções vazias, nem produções do tipo $A \rightarrow B$.
 - Sequência de simplificação:
 - Exclusão das produções vazias.
 - Exclusão das produções da forma $A \rightarrow B$.
 - Exclusão dos símbolos inúteis.

Transformações de Gramática Livre do Contexto

- Uma vez que existem diferentes métodos de análise, cada qual exigindo gramáticas com características específicas, é importante que uma gramática possa ser transformada, porém, sem perder a qualidade de gerar a mesma linguagem.
- As gramáticas que, mesmo tendo conjuntos diferentes de produções, geram a mesma linguagem são ditas gramáticas equivalentes.

Eliminação de Recursividade à Esquerda (1/4)

- Eliminação de recursividade direta:
 - Substituir cada regra da forma:
 - $A \rightarrow A\alpha_1 \mid A\alpha_2 \mid \dots \mid A\alpha_n \mid \beta_1 \mid \beta_2 \mid \dots \mid \beta_m$
 - onde nenhum β_i começa por A, por:
 - $A \rightarrow \beta_1X \mid \beta_2X \mid \dots \mid \beta_mX$
 - $X \rightarrow \alpha_1X \mid \alpha_2X \mid \dots \mid \alpha_nX \mid \varepsilon$
 - Se produções vazias não são permitidas, a substituição deve ser:
 - $A \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2 \mid \dots \mid \beta_m \mid \beta_1X \mid \beta_2X \mid \dots \mid \beta_mX$
 - $X \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \dots \mid \alpha_n \mid \alpha_1X \mid \alpha_2X \mid \dots \mid \alpha_nX$

Eliminação de Recursividade à Esquerda (2/4)

- Exemplo:
 - $G = (\{A\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow Aa \mid b\}, A)$
 - Eliminação da recursividade direta, com palavra vazia:
 - $G = (\{A, X\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow bX, X \rightarrow aX \mid \varepsilon\}, A)$
 - Eliminação da recursividade direta, sem palavra vazia:
 - $G = (\{A, X\}, \{a, b\}, \{A \rightarrow b \mid bX, X \rightarrow a \mid aX\}, A)$

Eliminação de Recursividade à Esquerda (3/4)

- Eliminação de recursões indiretas:
 - A gramática livre do contexto precisa estar simplificada.
 - Renomeação dos não-terminais em uma ordem crescente qualquer:
 - Sendo n a cardinalidade de N , renomear os não-terminais para A_1, A_2, \dots, A_n e fazer as correspondentes renomeações nas regras de P .
 - Transformação das produções para a forma $A_i \rightarrow A_j \gamma$, onde $i \leq j$:
 - Substituir cada produção da forma $A_i \rightarrow A_j \gamma$ pelas produções $A_i \rightarrow \delta_1 \gamma \mid \delta_2 \gamma \mid \dots \mid \delta_k \gamma$, onde $A_j \rightarrow \delta_1 \mid \delta_2 \mid \dots \mid \delta_k$ são produções de A_j .
 - Exclusão das recursões diretas.

Eliminação de Recursividade à Esquerda (4/4)

- Exemplo:
 - $G = (\{S, A\}, \{a, b\}, \{S \rightarrow AA \mid a, A \rightarrow SS \mid b\}, S)$
 - Renomeação dos não-terminais em ordem crescente:
 - $G = (\{A_1, A_2\}, \{a, b\}, \{A_1 \rightarrow A_2A_2 \mid a, A_2 \rightarrow A_1A_1 \mid b\}, A_1)$
 - Transformação das produções para a forma $A_i \rightarrow A_j\gamma$, onde $i \leq j$:
 - $G = (\{A_1, A_2\}, \{a, b\}, \{A_1 \rightarrow A_2A_2 \mid a, A_2 \rightarrow A_2A_2A_1 \mid aA_1 \mid b\}, A_1)$
 - Exclusão das recursões diretas:
 - $G = (\{A_1, A_2, X\}, \{a, b\}, P, A_1)$, sendo
 - $P = \{A_1 \rightarrow A_2A_2 \mid a, A_2 \rightarrow aA_1 \mid b \mid aA_1X \mid bX, X \rightarrow A_2A_1 \mid A_2A_1X\}$

Fatoração à Esquerda

- Fatorar à esquerda a produção $A \rightarrow \alpha_1\alpha_2...\alpha_n$ é introduzir um novo não-terminal X e, para algum i , substituí-la por $A \rightarrow \alpha_1\alpha_2...\alpha_iX$ e $X \rightarrow \alpha_{i+1}...\alpha_n$.
- A fatoração à esquerda permite eliminar a indecisão sobre qual produção aplicar quando duas ou mais produções iniciam com a mesma forma sentencial.
- Por exemplo, $\alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2$ seria eliminada fatorando as mesmas para $A \rightarrow \alpha X$ e $X \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2$.
- Para a análise descendente preditiva, é necessário que a gramática esteja fatorada à esquerda.

Análise Descendente

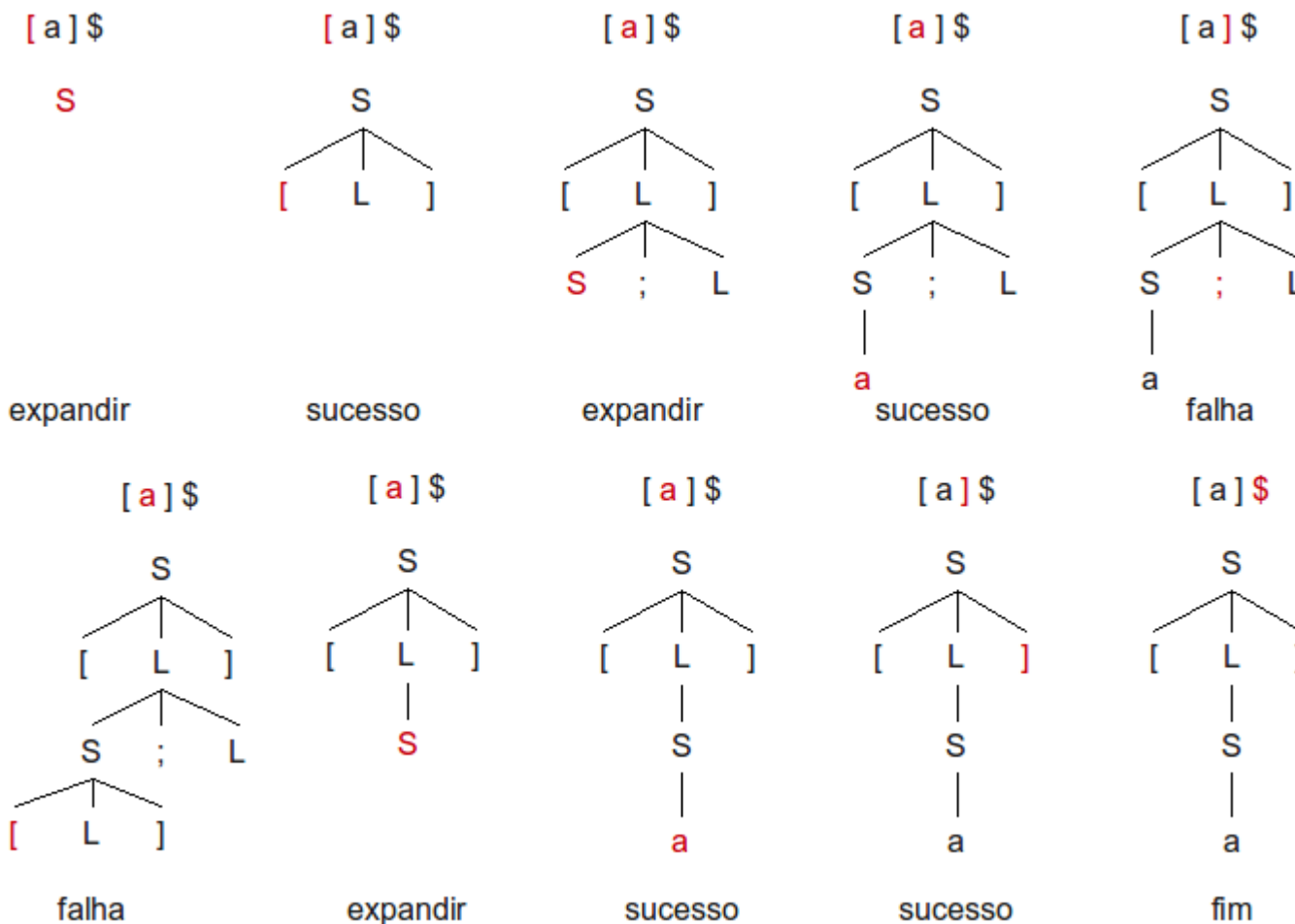
- A **análise descendente** (*top-down*) de uma sentença (ou programa) pode ser vista como uma tentativa de construir uma árvore de derivação em pré-ordem (da esquerda para a direita) para a sentença em questão:
 - Cria a raiz e, a seguir, cria as subárvores filhas, da esquerda para a direita.
 - Esse processo produz uma derivação mais à esquerda da sentença em análise.
- Três tipos de analisadores sintáticos descendentes:
 - Recursivo com retrocesso (*backtracking*).
 - Recursivo preditivo.
 - Tabular preditivo.

Análise Recursiva com Retrocesso (1/3)

- Faz a expansão da árvore de derivação a partir da raiz, expandindo sempre o não-terminal mais à esquerda.
- Quando existe mais de uma regra de produção para o não-terminal a ser expandido, a opção escolhida é função do símbolo corrente na fita de entrada (*token* sob o cabeçote de leitura).
- Se o *token* de entrada não define univocamente a produção a ser usada, então todas as alternativas vão ser tentadas até que se obtenha sucesso (ou até que a análise falhe irremediavelmente).
- É bom lembrar que a presença de recursividade à esquerda em uma gramática ocasiona problemas para analisadores descendentes:
 - Como a expansão é sempre feita para o não-terminal mais à esquerda, o analisador irá entrar num ciclo infinito se houver esse tipo de recursividade.

Análise Recursiva com Retrocesso (2/3)

- Exemplo da sentença [a] sobre a gramática:
 - $G = (\{S, L\}, \{a, ;, [,]\}, \{S \rightarrow a \mid [L], L \rightarrow S ; L \mid S\}, S)$



Análise Recursiva com Retrocesso (3/3)

- Ao processo de voltar atrás no reconhecimento e tentar produções alternativas dá-se o nome de retrocesso ou *backtracking*.
- Tal processo é ineficiente, pois leva à repetição da leitura de partes da sentença de entrada e, por isso, em geral, não é usado no reconhecimento de linguagens de programação:
 - Como o reconhecimento é, geralmente, acompanhado da execução de ações semânticas (por exemplo, armazenamento de identificadores na Tabela de Símbolos), a ocorrência de retrocesso pode levar o analisador sintático a ter que desfazer essas ações.
 - Outra desvantagem dessa classe de analisadores é que, quando ocorre um erro, fica difícil indicar com precisão o local do erro, devido à tentativa de aplicação de produções alternativas.

First(α) (1/2)

- Se α é uma forma sentencial (sequência de símbolos da gramática), então $FIRST(\alpha)$ é o conjunto de terminais que iniciam formas sentenciais derivadas a partir de α . Se $\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$ então a palavra vazia também faz parte do conjunto:
 - Se a é terminal, então $FIRST(a) = \{a\}$.
 - Se $X \rightarrow \varepsilon$ é uma produção, então adicione ε a $FIRST(X)$.
 - Se $X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$ é uma produção e, para algum i , todos Y_1, Y_2, \dots, Y_{i-1} derivam ε , então $FIRST(Y_i)$ está em $FIRST(X)$, juntamente com todos os símbolos não- ε de $FIRST(Y_1), FIRST(Y_2), \dots, FIRST(Y_{i-1})$. O símbolo ε será adicionado a $FIRST(X)$ apenas se todo $Y_j (j=1, 2, \dots, k)$ derivar ε .

First(α) (2/2)

- Exemplo:
 - $G = (\{E, E', T, T', F\}, \{\vee, \&, \neg, \text{id}\}, P, S)$, onde
 - $P = \{E \rightarrow TE', E' \rightarrow \vee TE' \mid \varepsilon, T \rightarrow FT', T' \rightarrow \&FT' \mid \varepsilon, F \rightarrow \neg F \mid \text{id}\}$
 - $\text{FIRST}(E) = \{\neg, \text{id}\}$
 - $\text{FIRST}(E') = \{\vee, \varepsilon\}$
 - $\text{FIRST}(T) = \{\neg, \text{id}\}$
 - $\text{FIRST}(T') = \{\&, \varepsilon\}$
 - $\text{FIRST}(F) = \{\neg, \text{id}\}$

Follow(A) (1/2)

- A função FOLLOW é definida para símbolos não-terminais.
- Sendo A um não-terminal, FOLLOW(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, tal que existe uma derivação da forma $S \Rightarrow^* \alpha A a \beta$ para α e β quaisquer.
 - Se S é o símbolo inicial da gramática e \$ é o marcador de fim da sentença, então \$ está em FOLLOW(S).
 - Se existe produção do tipo $A \rightarrow \alpha X \beta$, então todos os símbolos de FIRST(β), exceto ϵ , fazem parte de FOLLOW(X).
 - Se existe produção do tipo $A \rightarrow \alpha X$, ou $A \rightarrow \alpha X \beta$, sendo que $\beta \Rightarrow^* \epsilon$, então todos os símbolos que estiverem em FOLLOW(A) fazem parte de FOLLOW(X).

Follow(A) (2/2)

- Exemplo:

- $G = (\{E, E', T, T', F\}, \{\vee, \&, \neg, \text{id}\}, P, S)$, onde
- $P = \{E \rightarrow TE', E' \rightarrow \vee TE' \mid \varepsilon, T \rightarrow FT', T' \rightarrow \&FT' \mid \varepsilon, F \rightarrow \neg F \mid \text{id}\}$

- $\text{FIRST}(E) = \{\neg, \text{id}\}$

- $\text{FIRST}(E') = \{\vee, \varepsilon\}$

- $\text{FIRST}(T) = \{\neg, \text{id}\}$

- $\text{FIRST}(T') = \{\&, \varepsilon\}$

- $\text{FIRST}(F) = \{\neg, \text{id}\}$

$$\text{FOLLOW}(E) = \{\$ \}$$

$$\text{FOLLOW}(E') = \{\$ \}$$

$$\text{FOLLOW}(T) = \{\vee, \$ \}$$

$$\text{FOLLOW}(T') = \{\vee, \$ \}$$

$$\text{FOLLOW}(F) = \{\vee, \&, \$ \}$$

Análise Recursiva Preditiva (1/3)

- É possível implementar analisadores recursivos sem retrocesso:
 - Esses analisadores são chamados recursivos preditivos e, para eles, o símbolo sob o cabeçote de leitura determina exatamente qual produção deve ser aplicada na expansão de cada não-terminal.
- Esses analisadores exigem:
 - Que a gramática não tenha recursividade à esquerda.
 - Que a gramática esteja fatorada à esquerda.
 - Que, para os não-terminais com mais de uma regra de produção, os primeiros terminais deriváveis sejam capazes de identificar, univocamente, a produção que deve ser aplicada a cada instante da análise.

Análise Recursiva Preditiva (2/3)

COMANDO	→	CONDICIONAL
		ITERATIVO
		ATRIBUIÇÃO
CONDICIONAL	→	if EXPR then COMANDO
ITERATIVO	→	repeat LISTA until EXPR
		while EXPR do COMANDO
ATRIBUIÇÃO	→	id := EXPR

Análise Recursiva Preditiva (3/3)

```
function COMANDO;  
  if token = 'if'  
  then if CONDICIONAL  
    then return true  
    else return false  
  else if token = 'while' or token = 'repeat'  
  then if ITERATIVO  
    then return true  
    else return false  
  else if token = 'id'  
  then if ATRIBUICAO  
    then return true  
    else return false  
  else return false
```

Análise Preditiva Tabular (1/5)

- É possível construir analisadores preditivos não recursivos que utilizam uma pilha explícita ao invés de chamadas recursivas.
- Esse tipo de analisador implementa um autômato de pilha controlado por uma tabela de análise.
- O princípio do reconhecimento preditivo é a determinação da produção a ser aplicada, cujo lado direito irá substituir o símbolo não-terminal que se encontra no topo da pilha.
- O analisador busca a produção a ser aplicada na tabela de análise, levando em conta o não-terminal no topo da pilha e o token sob o cabeçote de leitura.

Análise Preditiva Tabular (2/5)

- Algoritmo para construir uma tabela de análise preditiva:
 - Para cada produção $A \rightarrow \alpha$ de G , execute os passos a seguir para criar a linha A da tabela M :
 - Para cada terminal a de $\text{FIRST}(\alpha)$, adicione a produção $A \rightarrow \alpha$ a $M[A, a]$.
 - Se $\text{FIRST}(\alpha)$ inclui a palavra vazia, então adicione $A \rightarrow \alpha$ a $M[A, a]$ para cada b em $\text{FOLLOW}(A)$.

$E \rightarrow T E'$	$\text{FIRST}(E) = \{\neg, \text{id}\}$	$\text{FOLLOW}(E) = \{\$ \}$
$E' \rightarrow \vee T E' \mid \varepsilon$	$\text{FIRST}(E') = \{\vee, \varepsilon\}$	$\text{FOLLOW}(E') = \{\$ \}$
$T \rightarrow F T'$	$\text{FIRST}(T) = \{\neg, \text{id}\}$	$\text{FOLLOW}(T) = \{\vee, \$ \}$
$T' \rightarrow \& F T' \mid \varepsilon$	$\text{FIRST}(T') = \{\&, \varepsilon\}$	$\text{FOLLOW}(T') = \{\vee, \$ \}$
$F \rightarrow \neg F \mid \text{id}$	$\text{FIRST}(F) = \{\neg, \text{id}\}$	$\text{FOLLOW}(F) = \{\vee, \&, \$ \}$

Análise Preditiva Tabular (3/5)

- Para $E \rightarrow T E'$ tem-se $FIRST(T E') = \{\neg, id\}$
- Para $E' \rightarrow \vee T E'$ tem-se $FIRST(\vee T E') = \{\vee\}$
- Para $E' \rightarrow \varepsilon$ tem-se $FOLLOW(E') = \{\$ \}$
- Para $T \rightarrow F T'$ tem-se $FIRST(F T') = \{\neg, id\}$
- Para $T' \rightarrow \& F T'$ tem-se $FIRST(\& F T') = \{\&\}$
- Para $T' \rightarrow \varepsilon$ tem-se $FOLLOW(T') = \{\vee, \$ \}$
- Para $F \rightarrow \neg F$ tem-se $FIRST(\neg F) = \{\neg\}$
- Para $F \rightarrow id$ tem-se $FIRST(id) = \{id\}$

$$M[E, \neg] = M[E, id] = E \rightarrow T E'$$

$$M[E', \vee] = E' \rightarrow \vee T E'$$

$$M[E', \$] = E' \rightarrow \varepsilon$$

$$M[T, \neg] = M[T, id] = T \rightarrow F T'$$

$$M[T', \&] = T' \rightarrow \& F T'$$

$$M[T', \vee] = M[T', \$] = T' \rightarrow \varepsilon$$

$$M[F, \neg] = F \rightarrow \neg F$$

$$M[F, id] = F \rightarrow id$$

	id	\vee	$\&$	\neg	\$
E	$E \rightarrow T E'$			$E \rightarrow T E'$	
E'		$E' \rightarrow \vee T E'$			$E' \rightarrow \varepsilon$
T	$T \rightarrow F T'$			$T \rightarrow F T'$	
T'		$T' \rightarrow \varepsilon$	$T' \rightarrow \& F T'$		$T' \rightarrow \varepsilon$
F	$F \rightarrow id$			$F \rightarrow \neg F$	

Análise Preditiva Tabular (4/5)

- Considerando X como símbolo no topo da pilha e a como terminal da fita de entrada sob o cabeçote de leitura, o analisador executa uma das três ações possíveis:
 - Se $X = a = \$$, o analisador para, aceitando a sentença.
 - Se $X = a \neq \$$, o analisador desempilha a e avança o cabeçote de leitura para o próximo símbolo na fita de entrada.
 - Se X é um símbolo não-terminal, o analisador consulta a entrada $M[X, a]$ da tabela de análise. Essa entrada poderá conter uma produção da gramática ou ser vazia.
 - Supondo $M[X, a] = \{X \rightarrow UVW\}$, o analisador substitui X (que está no topo da pilha) por WVU (ficando U no topo) e retorna a produção aplicada.
 - Se $M[X, a]$ é vazia, isso corresponde a uma situação de erro; nesse caso, o analisador chama uma rotina de tratamento de erro.

Análise Preditiva Tabular (5/5)

	id	∨	&	¬	\$
E	$E \rightarrow T E'$			$E \rightarrow T E'$	
E'		$E' \rightarrow \vee T E'$			$E' \rightarrow \epsilon$
T	$T \rightarrow F T'$			$T \rightarrow F T'$	
T'		$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \& F T'$		$T' \rightarrow \epsilon$
F	$F \rightarrow id$			$F \rightarrow \neg F$	

Pilha	Entrada	Ação
\$ E	id ∨ id & id \$	$E \rightarrow T E'$
\$ E' T	id ∨ id & id \$	$T \rightarrow F T'$
\$ E' T' F	id ∨ id & id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id ∨ id & id \$	Desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	∨ id & id \$	$T' \rightarrow \epsilon$
\$ E'	∨ id & id \$	$E' \rightarrow \vee T E'$
\$ E' T ∨	∨ id & id \$	Desempilha e lê símbolo
\$ E' T	id & id \$	$T \rightarrow F T'$
\$ E' T' F	id & id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id & id \$	Desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	& id \$	$T' \rightarrow \& F T'$
\$ E' T' F &	& id \$	Desempilha e lê símbolo
\$ E' T' F	id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id \$	Desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	\$	$T' \rightarrow \epsilon$
\$ E'	\$	$E' \rightarrow \epsilon$

Recuperação de Erros na Análise LL

- Na tabela LL, as lacunas representam situações de erro e devem ser usadas para chamar rotinas de recuperação.
- Pode-se alterar a tabela de análise para recuperar erros segundo dois modos distintos:
 - Modo pânico – na ocorrência de um erro, o analisador despreza símbolos da entrada até encontrar um *token* de sincronização.
 - Recuperação local – o analisador tenta recuperar o erro, fazendo alterações sobre um símbolo apenas:
 - Desprezando o *token* da entrada, ou substituindo-o por outro, ou inserindo um novo *token*, ou ainda, removendo um símbolo da pilha.

Modo Pânico (1/3)

- O conjunto de *tokens* de sincronização para um símbolo não-terminal *A* é formado pelos terminais em FOLLOW(*A*).
- Ao encontrar um token inesperado na sentença em análise:
 - Emitir mensagem de erro;
 - Tomar uma das seguintes atitudes:
 - Se a entrada na tabela estiver vazia, ler o próximo *token* (significa descarte do *token* lido).
 - Se a entrada é *sinc*, desempilhar o não-terminal do topo.
 - Se o *token* do topo não é igual ao símbolo da entrada, desempilhar o *token*.

Modo Pânico (2/3)

$E \rightarrow T E'$	$\text{FIRST}(E) = \{\neg, \text{id}\}$	$\text{FOLLOW}(E) = \{\$\}$
$E' \rightarrow \vee T E' \mid \varepsilon$	$\text{FIRST}(E') = \{\vee, \varepsilon\}$	$\text{FOLLOW}(E') = \{\$\}$
$T \rightarrow F T'$	$\text{FIRST}(T) = \{\neg, \text{id}\}$	$\text{FOLLOW}(T) = \{\vee, \$\}$
$T' \rightarrow \& F T' \mid \varepsilon$	$\text{FIRST}(T') = \{\&, \varepsilon\}$	$\text{FOLLOW}(T') = \{\vee, \$\}$
$F \rightarrow \neg F \mid \text{id}$	$\text{FIRST}(F) = \{\neg, \text{id}\}$	$\text{FOLLOW}(F) = \{\vee, \&, \$\}$

	id	\vee	$\&$	\neg	\$
E	$E \rightarrow T E'$			$E \rightarrow T E'$	sinc
E'		$E' \rightarrow \vee T E'$			$E' \rightarrow \varepsilon$
T	$T \rightarrow F T'$	sinc		$T \rightarrow F T'$	sinc
T'		$T' \rightarrow \varepsilon$	$T' \rightarrow \& F T'$		$T' \rightarrow \varepsilon$
F	$F \rightarrow \text{id}$	sinc	sinc	$F \rightarrow \neg F$	sinc

Modo Pânico (3/3)

	id	∨	&	¬	\$
E	$E \rightarrow T E'$			$E \rightarrow T E'$	sinc
E'		$E' \rightarrow \vee T E'$			$E' \rightarrow \epsilon$
T	$T \rightarrow F T'$	sinc		$T \rightarrow F T'$	sinc
T'		$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \& F T'$		$T' \rightarrow \epsilon$
F	$F \rightarrow id$	sinc	sinc	$F \rightarrow \neg F$	sinc

Pilha	Entrada	Ação
\$ E	id ∨ & id \$	$E \rightarrow T E'$
\$ E' T	id ∨ & id \$	$T \rightarrow F T'$
\$ E' T' F	id ∨ & id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id ∨ & id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	∨ & id \$	$T' \rightarrow \epsilon$
\$ E'	∨ & id \$	$E' \rightarrow \vee T E'$
\$ E' T ∨	∨ & id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T	& id \$	descarta a entrada
\$ E' T	id \$	$T \rightarrow F T'$
\$ E' T' F	id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	\$	$T' \rightarrow \epsilon$
\$ E'	\$	$E' \rightarrow \epsilon$
\$	\$	aceita

Recuperação Local (1/3)

- As rotinas de atendimento a erros fazem descarte, substituição ou inserção de apenas um símbolo a cada erro descoberto, tendo o cuidado de, no caso de inserção, não provocar um ciclo infinito no analisador.
- A tabela LL deve ser expandida para incluir as situações em que ocorre discrepância entre o *token* do topo da pilha e o da fita de entrada.

	id	∨	&	¬	\$
E	$E \rightarrow T E'$	erro1	erro1	$E \rightarrow T E'$	erro1
E'	$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \vee T E'$	$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$
T	$T \rightarrow F T'$	erro1	erro1	$T \rightarrow F T'$	erro1
T'	$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \& F T'$	$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \epsilon$
F	$F \rightarrow id$	erro1	erro1	$F \rightarrow \neg F$	erro1
id	desempilha				
∨		desempilha			
&			desempilha		
¬				desempilha	
\$	erro2	erro2	erro2	erro2	aceita

Recuperação Local (2/3)

- Nas linhas da tabela original, onde existem produções vazias, as lacunas foram preenchidas com essas produções.
- As lacunas restantes foram preenchidas com nomes de rotinas de tratamento de erro:
 - `erro 1` – insere o *token id* na entrada e emite:
 - `operando esperado`
 - `erro 2` – descarta o *token* da entrada e emite:
 - `fim do arquivo encontrado`
- As lacunas que permanecerem vazias representam situações que jamais ocorrerão durante a análise.

Recuperação Local (3/3)

	id	∨	&	¬	\$
E	$E \rightarrow T E'$	errol	errol	$E \rightarrow T E'$	errol
E'	$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \vee T E'$	$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$
T	$T \rightarrow F T'$	errol	errol	$T \rightarrow F T'$	errol
T'	$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \& F T'$	$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \epsilon$
F	$F \rightarrow id$	errol	errol	$F \rightarrow \neg F$	errol
id	desempilha				
∨		desempilha			
&			desempilha		
¬				desempilha	
\$	erro2	erro2	erro2	erro2	aceita

Pilha	Entrada	Ação
\$ E	id ∨ & id \$	$E \rightarrow T E'$
\$ E' T	id ∨ & id \$	$T \rightarrow F T'$
\$ E' T' F	id ∨ & id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id ∨ & id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	∨ & id \$	$T' \rightarrow \epsilon$
\$ E'	∨ & id \$	$E' \rightarrow \vee T E'$
\$ E' T ∨	∨ & id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T	& id \$	errol
\$ E' T	id & id \$	$T \rightarrow F T'$
\$ E' T' F	id & id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id & id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	& id \$	$T' \rightarrow \& F T'$
\$ E' T' F &	& id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T' F	id \$	$F \rightarrow id$
\$ E' T' id	id \$	desempilha e lê símbolo
\$ E' T'	\$	$T' \rightarrow \epsilon$
\$ E'	\$	$E' \rightarrow \epsilon$
\$	\$	aceita

Análise Redutiva (1/2)

- A análise redutiva (*bottom-up*) de uma sentença pode ser vista como a tentativa de construir uma árvore de derivação a partir das folhas, produzindo uma derivação mais à direita ao reverso.
- A denominação redutiva refere-se ao processo que sofre a sentença de entrada, a qual é reduzida até ser atingido o símbolo inicial da gramática.
- Dá-se o nome de redução à operação de substituição do lado direito de uma produção pelo não-terminal correspondente.
- Duas classes de analisadores:
 - Analisadores de precedência de operadores.
 - Analisadores LR (*Left to right with Rightmost derivation*).

Análise Redutiva (2/2)

- As ações que podem ser realizadas por um reconhecedor *bottom-up* são as seguintes:
 - Empilha – coloca no topo da pilha o símbolo que está sendo lido e avança o cabeçote de leitura.
 - Reduz – substitui o *handle* do topo da pilha pelo não-terminal correspondente.
 - Aceita – reconhece que a sentença de entrada foi gerada pela gramática.
 - Erro – chama uma sub-rotina de atendimento a erros.

Analísadores de Precedência de Operadores (1/2)

- Esses analisadores operam sobre a classe das gramáticas de operadores.
- Nessas gramáticas os não-terminais aparecem sempre separados por símbolos terminais:
 - Nunca aparecem dois não-terminais adjacentes.
- Além disso, as produções não derivam a palavra vazia:
 - Nenhum lado direito de produção é ϵ .
- A análise de precedência de operadores é bastante eficiente e é aplicada principalmente, no reconhecimento de expressões.
- Dentre as desvantagens, estão a dificuldade em lidar com operadores iguais que tenham significado distintos e o fato de se aplicarem a uma classe restrita de gramáticas.

Analísadores de Precedência de Operadores (2/2)

- Para identificar o *handle*, os analisadores de precedência de operadores baseiam-se em relações de precedência existentes entre os *tokens* (operandos e operadores).
- São três as relações de precedência entre os terminais:
 - $a < b$ significa que a tem precedência menor do que b .
 - $a = b$ significa que a e b têm a mesma precedência.
 - $a > b$ significa que a tem precedência maior do que b .
- A utilidade dessas relações na análise de uma sentença é a identificação do *handle*:
 - $<$ identifica o limite esquerdo do *handle*.
 - $=$ indica que os terminais pertencem ao mesmo *handle*.
 - $>$ identifica o limite direito do *handle*.

Construção da Tabela de Precedência (1/4)

- A tabela é uma matriz quadrada que relaciona todos os terminais da gramática mais o marcador \$.
- Na tabela, os terminais nas linhas representam terminais no topo da pilha, e os terminais nas colunas representam terminais sob o cabeçote de leitura.

	id	v	&	()	\$
id		>	>		>	>
v	<	>	<	<	>	>
&	<	>	>	<	>	>
(<	<	<	<	=	
)		>	>		>	>
\$	<	<	<	<		aceita

Construção da Tabela de Precedência (2/4)

- Considere dois operadores Θ_1 e Θ_2 :
 - Regra 1 – se o operador Θ_1 tem maior precedência que o operador Θ_2 , então Θ_1 (na pilha) $>$ Θ_2 (na entrada) e Θ_2 (na pilha) $<$ Θ_1 (na entrada):
 - Por exemplo, o operador de multiplicação ($*$) tem maior precedência que o operador de adição ($+$), logo $*$ $>$ $+$ e $+$ $<$ $*$
 - Regra 2 – se Θ_1 e Θ_2 têm igual precedência (ou são iguais) e são associativos à esquerda, então $\Theta_1 > \Theta_2$ e $\Theta_2 > \Theta_1$; se são associativos à direita, então $\Theta_1 < \Theta_2$ e $\Theta_2 < \Theta_1$:
 - Por exemplo, os operadores de multiplicação ($*$) e divisão ($/$) têm a mesma precedência e são associativos à esquerda, portanto, $*$ $>$ $/$ e $/$ $>$ $*$
 - Já o operador de exponenciação ($**$) é associativo à direita, logo $** < **$

Construção da Tabela de Precedência (3/4)

- Continuação:

- As relações entre os operadores e os demais *tokens* (operandos e delimitadores) são fixas.
- Regra 3 – para todos os operadores Θ , tem-se:

$\Theta < id$	$\Theta < ($	$\Theta >)$	$\Theta > \$$
$id > \Theta$	$(< \Theta$	$) > \Theta$	$\$ < \Theta$

- Regra 4 – as relações entre os *tokens* que não são operadores também são fixas:

$(< ($	$) >)$	$id >)$	$\$ < ($
$(=)$	$) > \$$	$id > \$$	$\$ < id$
$(< id$			

Construção da Tabela de Precedência (4/4)

$$E \rightarrow E \textbf{ v } T \mid T$$
$$T \rightarrow T \textbf{ \& } F \mid F$$
$$F \rightarrow (E) \mid \textbf{id}$$

	id	v	&	()	\$
id		>	>		>	>
v	<	>	<	<	>	>
&	<	>	>	<	>	>
(<	<	<	<	=	
)		>	>		>	>
\$	<	<	<	<		aceita

Processo de Análise (1/2)

- Seja a o terminal mais ao topo da pilha e b o terminal sob o cabeçote de leitura:
 - Se $a < b$ ou $a = b$ então empilha.
 - Se $a > b$ procura o *handle* na pilha (o qual deve estar delimitado pelas relações $<$ e $>$) e o substitui pelo não-terminal correspondente.
- Os analisadores de precedência desconsideram os não-terminais da gramática, levando em conta apenas a presença dos mesmos (suas identidades não interessam).

Processo de Análise (2/2)

$E \rightarrow E \mathbf{v} T \mid T$

$T \rightarrow T \mathbf{\&} F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id}$

	id	v	&	()	\$
id		>	>		>	>
v	<	>	<	<	>	>
&	<	>	>	<	>	>
(<	<	<	<	=	
)		>	>		>	>
\$	<	<	<	<		aceita

Pilha	Relação	Entrada	Ação	Handle
\$	<	id v id & id \$	empilha id	
\$ id	>	v id & id \$	reduz	id
\$ E	<	v id & id \$	empilha v	
\$ E v	<	id & id \$	empilha id	
\$ E v id	>	& id \$	reduz	id
\$ E v E	<	& id \$	empilha &	
\$ E v E &	<	id \$	empilha id	
\$ E v E & id	>	\$	reduz	id
\$ E v E & E	>	\$	reduz	E & E
\$ E v E	>	\$	reduz	E v E
\$ E		\$	aceita	

Erros na Análise de Precedência (1/4)

- Na análise de precedência de operadores, existem dois momentos nos quais o analisador pode descobrir erros sintáticos:
 - Na consulta à matriz de precedência, quando não existe relação de precedência entre o terminal mais ao topo da pilha e o símbolo da entrada:
 - A entrada da matriz está vazia.
 - Quando o analisador supõe a existência de um *handle* no topo da pilha, mas não existe produção com o lado direito correspondente:
 - Não existe *handle* na pilha.

Erros na Análise de Precedência (2/4)

- As lacunas na tabela de precedência evidenciam condições de erro.
- Deve-se examinar caso a caso, para definir a mensagem e a recuperação apropriadas.
- Em geral, identificam-se classes de erros, tendo-se que implementar uma rotina para cada classe.
- Embora os símbolos não-terminais sejam transparentes na identificação do *handle*, a redução deve acontecer se realmente houver um *handle* (lado direito de produção) nas posições mais ao topo da pilha.

Erros na Análise de Precedência (3/4)

	id	v	&	()	\$
id	erro 2	>	>	erro 2	>	>
v	<	>	<	<	>	>
&	<	>	>	<	>	>
(<	<	<	<	=	erro 1
)	erro 2	>	>	erro 2	>	>
\$	<	<	<	<	erro 3	aceita

- Erros na consulta a matriz:
 - erro 1 – empilha **)** e emite: falta parêntese à direita
 - erro 2 – insere **v** na entrada e emite: operador esperado
 - erro 3 – descarta **)** da entrada e emite: parêntese direito ilegal
- Erros na redução do *handle*:
 - Se **v** ou **&** definem um *handle*, verificar se existem não-terminais em ambos os lados do operador:
 - Caso negativo, executar a redução e emitir: falta expressão
 - Se o par **()** deve ser reduzido, verificar se existe um símbolo não-terminal entre os parênteses:
 - Caso negativo, executar a redução e emitir: expressão nula entre parênteses

Erros na Análise de Precedência (4/4)

$E \rightarrow E \mathbf{v} T \mid T$

$T \rightarrow T \mathbf{\&} F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id}$

	id	v	&	()	\$
id	erro 2	>	>	erro 2	>	>
v	<	>	<	<	>	>
&	<	>	>	<	>	>
(<	<	<	<	=	erro 1
)	erro 2	>	>	erro 2	>	>
\$	<	<	<	<	erro 3	aceita

Pilha	Relação	Entrada	Ação	Handle
\$	<	id v id id \$	empilha id	
\$ id	>	v id id \$	reduz	id
\$ E	<	v id id \$	empilha v	
\$ E v	<	id id \$	empilha id	
\$ E v id	erro 2	id \$	insere v	
\$ E v id	>	v id \$	reduz	id
\$ E v E	>	v id \$	reduz	E v E
\$ E	<	v id \$	empilha v	
\$ E v	<	id \$	empilha id	
\$ E v id	>	\$	reduz	id
\$ E v E	>	\$	reduz	E v E
\$ E		\$	aceita	