

## 二、语法分析

### (7. 递归下降的 $LL(1)$ 语法分析器)

魏恒峰

hfwei@nju.edu.cn

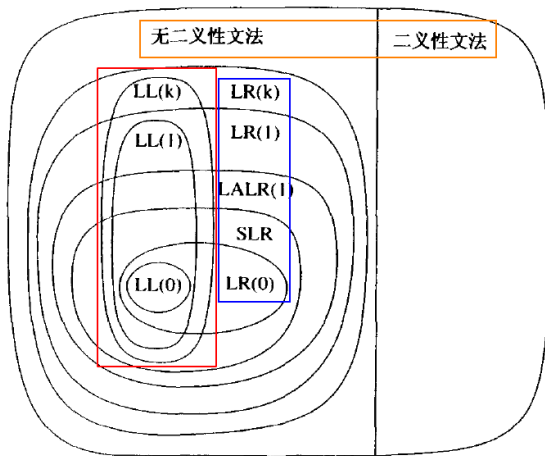
2023 年 03 月 31 日



## 构建语法分析树: 自顶向下 *vs.* 自底向上

$\langle \text{Stmt} \rangle$			
if (	$\langle \text{Expr} \rangle$	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	$\langle \text{Expr} \rangle$ $\langle \text{Optr} \rangle$ $\langle \text{Expr} \rangle$	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	$\langle \text{Id} \rangle$ $\langle \text{Optr} \rangle$ $\langle \text{Expr} \rangle$	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	x $\langle \text{Optr} \rangle$ $\langle \text{Expr} \rangle$	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	x > $\langle \text{Expr} \rangle$	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	x > $\langle \text{Num} \rangle$	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	x > 9	)	$\langle \text{Stmt} \rangle$
if (	x > 9	{	$\langle \text{StmtList} \rangle$ }
if (	x > 9	{	$\langle \text{StmtList} \rangle$ $\langle \text{Stmt} \rangle$ }
if (	x > 9	{	$\langle \text{Stmt} \rangle$ $\langle \text{Stmt} \rangle$ }
if (	x > 9	{	$\langle \text{Id} \rangle = \langle \text{Expr} \rangle ;$ $\langle \text{Stmt} \rangle$ }
if (	x > 9	{	x = $\langle \text{Expr} \rangle ;$ $\langle \text{Stmt} \rangle$ }
if (	x > 9	{	x = $\langle \text{Num} \rangle ;$ $\langle \text{Stmt} \rangle$ }
if (	x > 9	{	x = 0 $\langle \text{Stmt} \rangle$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; $\langle \text{Id} \rangle = \langle \text{Expr} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = $\langle \text{Expr} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = $\langle \text{Expr} \rangle \langle \text{Optr} \rangle \langle \text{Expr} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = $\langle \text{Id} \rangle \langle \text{Optr} \rangle \langle \text{Expr} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = y $\langle \text{Optr} \rangle \langle \text{Expr} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = y + $\langle \text{Expr} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = y + $\langle \text{Num} \rangle ;$ }
if (	x > 9	{	x = 0 ; y = y + 1 ; }

只考虑**无二义性**的文法  
这意味着, 每个句子对应唯一的一棵语法分析树



今日主题:  **$LL(1)$  语法分析器**



## Adaptive $LL(*)$ Parsing: The Power of Dynamic Analysis

Terence Parr  
University of San Francisco  
parrt@cs.usfca.edu

Sam Harwell  
University of Texas at Austin  
samharwell@utexas.edu

Kathleen Fisher  
Tufts University  
kfisher@eecs.tufts.edu

自顶向下的、  
递归下降的、  
基于预测分析表的、  
适用于 $LL(1)$  文法的、  
 $LL(1)$  语法分析器

## 自顶向下构建语法分析树

根节点是文法的起始符号  $S$

每个中间节点表示对某个非终结符应用某个产生式进行推导  
( $Q$ : 选择哪个非终结符, 以及选择哪个产生式)

叶节点是词法单元流  $w\$$

仅包含终结符号与特殊的文件结束符  $\$$  (EOF)

每个中间节点表示对某个非终结符应用某个产生式进行推导

$Q$ : 选择哪个非终结符, 以及选择哪个产生式

在推导的每一步,  $LL(1)$  总是选择最左边的非终结符进行展开

$LL(1)$ : 从左向右读入词法单元

## 递归下降的典型实现框架

```
void A() {先不考虑这里是如何选择产生式的
1) 选择一个 A 产生式,  $A \rightarrow X_1 X_2 \cdots X_k$ ;
2) for ( i = 1 to k ) {
3)   if (  $X_i$  是一个非终结符号 )
4)     递归下降调用其它非终结符对应的递归函数
       调用过程  $X_i()$ ;
5)   匹配当前词法单元 else if (  $X_i$  等于当前的输入符号  $a$  )
6)     读入下一个输入符号;
7)   else /* 发生了一个错误 */;
      }
}
```

为每个非终结符写一个递归函数

内部按需调用其它非终结符对应的递归函数, 下降一层



$$S \rightarrow F$$

$$S \rightarrow (S + F)$$

$$F \rightarrow a$$

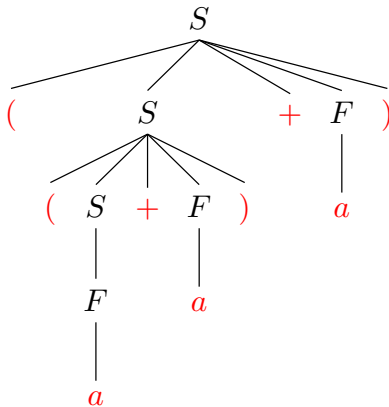
$$w = ((a + a) + a)$$

## 演示递归下降过程

$$S \rightarrow F$$

$$S \rightarrow (S + F)$$

$$F \rightarrow a$$

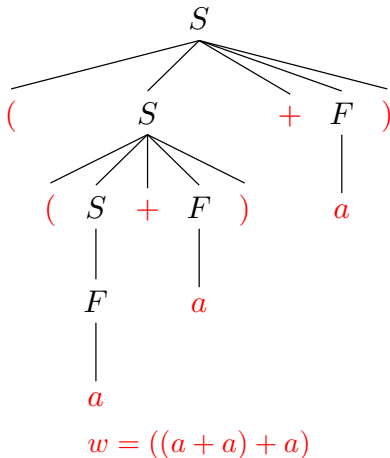


$$w = ((a + a) + a)$$

每次都选择语法分析树**最左边**的非终结符进行展开

同样是展开非终结符  $S$ ,  
为什么前两次选择了  $S \rightarrow (S + F)$ , 而第三次选择了  $S \rightarrow F$ ?

$S \rightarrow F$
$S \rightarrow (S + F)$
$F \rightarrow a$



因为它们面对的**当前词法单元**不同

## 使用预测分析表确定产生式

$S \rightarrow F$
$S \rightarrow (S + F)$
$F \rightarrow a$

		(	)	$a$	+	\$
$S$	2		1			
$F$			3			

指明了每个**非终结符**在面对不同的**词法单元或文件结束符**时，  
该选择哪个**产生式**（按编号进行索引）或者**报错**（空单元格）

## Definition ( $LL(1)$ 文法)

如果文法  $G$  的**预测分析表**是**无冲突**的, 则  $G$  是  $LL(1)$  文法。

**无冲突:** 每个单元格里只有一个产生式 (编号)

$S \rightarrow F$
$S \rightarrow (S + F)$
$F \rightarrow a$

	(	)	$a$	+	\$
$S$	2		1		
$F$			3		

对于当前选择的**非终结符**,

仅根据输入中**当前的词法单元** ( $LL(1)$ ) 即可确定需要使用哪条**产生式**

## 递归下降的、预测分析实现方法

$$S \rightarrow F$$
$$S \rightarrow (S + F)$$
$$F \rightarrow a$$

	(	)	a	+	\$
S	2		1		
F			3		

---

```
1: procedure MATCH(t)
2:   if token = t then
3:     token ← NEXT-TOKEN()
4:   else
```

---

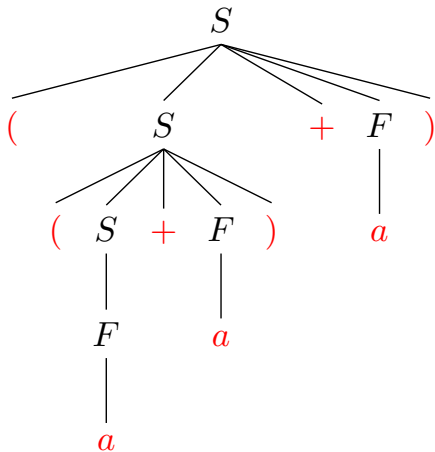
```
1: procedure S()
2:   if token = '(' then
3:     MATCH('(')
4:     S()
5:     MATCH('+')
6:     F()
7:     MATCH(')')
8:   else if token = 'a' then
9:     F()
10:  else
11:    ERROR(token, {'(', 'a'})
```

---

---

```
1: procedure F()
2:   if token = 'a' then
```

## 再次演示递归下降过程



$$w = ((a + a) + a)$$

自顶向下的、  
递归下降的、  
基于预测分析表的、  
适用于 $LL(1)$  文法的、  
 $LL(1)$  语法分析器



```
prog : func_call | decl EOF;
```

```
func_call : ID '(' arg ')';
```

```
decl : 'int' ID optional_init ';';
```

```
arg : 'int' ID optional_init ;
```

```
optional_init
```

```
    : '=' ID # Init
```

```
    |  # NoInit
```

```
;
```

```
int x = y;      int x;
```

```
f(int x = y)    f(int x)
```

## 如何计算给定文法 $G$ 的预测分析表?

$\text{FIRST}(\alpha)$  是可从  $\alpha$  推导得到的句型的**首终结符号**的集合

Definition ( $\text{FIRST}(\alpha)$  集合)

对于任意的 (产生式的右部)  $\alpha \in (N \cup T)^*$ :

$$\text{FIRST}(\alpha) = \{t \in T \cup \{\epsilon\} \mid \alpha \xRightarrow{*} t\beta \vee \alpha \xRightarrow{*} \epsilon\}.$$

考虑非终结符  $A$  的所有产生式  $A \rightarrow \alpha_1, A \rightarrow \alpha_2, \dots, A \rightarrow \alpha_m$ ,

如果**它们对应的  $\text{FIRST}(\alpha_i)$  集合互不相交**,

则只需查看当前输入词法单元, 即可确定选择哪个产生式 (**或报错**)

## 如何计算给定文法 $G$ 的预测分析表?

$\text{FOLLOW}(A)$  是可能在某些句型中**紧跟在  $A$  右边的终结符**的集合

Definition ( $\text{FOLLOW}(A)$  集合)

对于任意的 (产生式的左部) 非终结符  $A \in N$  :

$$\text{FOLLOW}(A) = \{t \in T \cup \{\$\} \mid \exists s. S \xRightarrow{*} s \triangleq \beta A t \gamma\}.$$

考虑产生式  $A \rightarrow \alpha$ ,

如果从  $\alpha$  可能推导出空串 ( $\alpha \xRightarrow{*} \epsilon$ ),

则只有当当前词法单元  $t \in \text{FOLLOW}(A)$ , 才可以选择该产生式

## 先计算每个符号 $X$ 的 $\text{FIRST}(X)$ 集合

---

```
1: procedure FIRST( $X$ )  
2:   if  $X \in T$  then                                ▷ 规则 1:  $X$  是终结符  
3:     FIRST( $X$ ) =  $X$   
  
4:   for  $X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$  do                    ▷ 规则 2:  $X$  是非终结符  
5:     FIRST( $X$ )  $\leftarrow$  FIRST( $X$ )  $\cup$  {FIRST( $Y_1$ )  $\setminus$  { $\epsilon$ }}  
6:     for  $i \leftarrow 2$  to  $k$  do  
7:       if  $\epsilon \in L(Y_1 \dots Y_{i-1})$  then  
8:         FIRST( $X$ )  $\leftarrow$  FIRST( $X$ )  $\cup$  {FIRST( $Y_i$ )  $\setminus$  { $\epsilon$ }}  
9:       if  $\epsilon \in L(Y_1 \dots Y_k)$  then                ▷ 规则 3:  $X$  可推导出空串  
10:      FIRST( $X$ )  $\leftarrow$  FIRST( $X$ )  $\cup$  { $\epsilon$ }
```

---

不断应用上面的规则, 直到每个  $\text{FIRST}(X)$  都不再变化 (不动点!!!)

再计算每个符号串  $\alpha$  的  $\text{FIRST}(\alpha)$  集合

$$\alpha = X\beta$$

$$\text{FIRST}(\alpha) = \begin{cases} \text{FIRST}(X) & \epsilon \notin L(X) \\ (\text{FIRST}(X) \setminus \{\epsilon\}) \cup \text{FIRST}(\beta) & \epsilon \in L(X) \end{cases}$$

最后, 如果  $\epsilon \in L(\alpha)$ , 则将  $\epsilon$  加入  $\text{FIRST}(\alpha)$ 。

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

$$(3) Y \rightarrow \epsilon$$

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

$$\text{FIRST}(X) = \{a, c, \epsilon\}$$

$$\text{FIRST}(Y) = \{c, \epsilon\}$$

$$\text{FIRST}(Z) = \{a, c, d\}$$

$$\text{FIRST}(XYZ) = \{a, c, d\}$$

为每个非终结符  $X$  计算  $\text{FOLLOW}(X)$  集合

---

```
1: procedure FOLLOW( $X$ )
2:   for  $X$  是开始符号 do ▷ 规则 1:  $X$  是开始符号
3:     FOLLOW( $X$ )  $\leftarrow$  FOLLOW( $X$ )  $\cup$   $\{\$$  $\}$ 
4:   for  $A \rightarrow \alpha X$  do ▷ 规则 2:  $X$  是某产生式右部的最后一个符号
5:     FOLLOW( $X$ )  $\leftarrow$  FOLLOW( $X$ )  $\cup$  FOLLOW( $A$ )
6:   for  $A \rightarrow \alpha X \beta$  do ▷ 规则 3:  $X$  是某产生式右部中间的一个符号
7:     FOLLOW( $X$ )  $\leftarrow$  FOLLOW( $X$ )  $\cup$  ( $\text{FIRST}(\beta) \setminus \{\epsilon\}$ )
8:     if  $\epsilon \in \text{FIRST}(\beta)$  then
9:       FOLLOW( $X$ )  $\leftarrow$  FOLLOW( $X$ )  $\cup$  FOLLOW( $A$ )
```

---

不断应用上面的规则, 直到每个  $\text{FOLLOW}(X)$  都不再变化 (**不动点!!!**)

```
prog : func_call | decl EOF;
```

```
func_call : ID '(' arg ')';
```

```
decl : 'int' ID optional_init ';';
```

```
arg : 'int' ID optional_init ;
```

```
optional_init
```

```
    : '=' ID # Init
```

```
    |  # NoInit
```

```
;
```

```
int x = y;      int x;
```

```
f(int x = y)    f(int x)
```



$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

$$(3) Y \rightarrow \epsilon$$

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

$$\text{FOLLOW}(X) = \{a, c, d, \$\}$$

$$\text{FOLLOW}(Y) = \{a, c, d, \$\}$$

$$\text{FOLLOW}(Z) = \emptyset$$

如何根据FIRST 与 FOLLOW 集合计算给定文法  $G$  的预测分析表?

对应每条产生式  $A \rightarrow \alpha$  与终结符  $t$ , 如果

$$t \in \text{FIRST}(\alpha) \quad (1)$$

$$\alpha \xRightarrow{*} \epsilon \wedge t \in \text{FOLLOW}(A) \quad (2)$$

则在表格  $[A, t]$  中填入  $A \rightarrow \alpha$  (编号)。

Definition ( $LL(1)$  文法)

如果文法  $G$  的**预测分析表**是**无冲突**的, 则  $G$  是  $LL(1)$  文法。

$$t \in \text{FIRST}(\alpha) \quad (1)$$

$$\epsilon \in \text{FIRST}(\alpha) \wedge t \in \text{FOLLOW}(A) \quad (2)$$

当下的选择未必正确, 但 “你别无选择”。

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

$$(3) Y \rightarrow \epsilon$$

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

$$\text{FIRST}(X) = \{a, c, \epsilon\}$$

$$\text{FIRST}(Y) = \{c, \epsilon\}$$

$$\text{FIRST}(Z) = \{a, c, d\}$$

$$\text{FIRST}(XYZ) = \{a, c, d\}$$

$$\text{FOLLOW}(X) = \{a, c, d, \$\}$$

$$\text{FOLLOW}(Y) = \{a, c, d, \$\}$$

$$\text{FOLLOW}(Z) = \emptyset$$

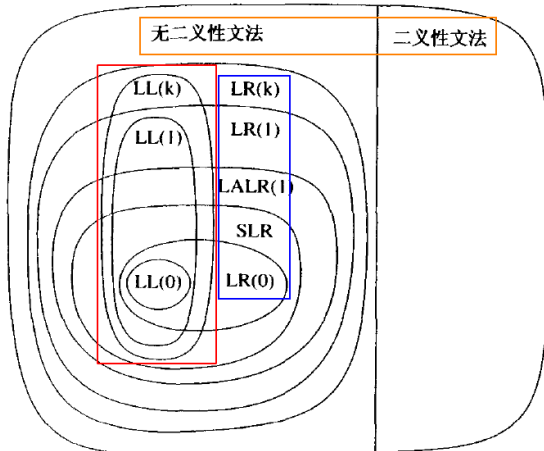
	<i>a</i>	<i>c</i>	<i>d</i>	\$
<i>X</i>	1, 2	1	1	1
<i>Y</i>	3	3, 4	3	3
<i>Z</i>	6	6	5, 6	

## $LL(1)$ 语法分析器

$L$ : 从左向右 (left-to-right) 扫描输入

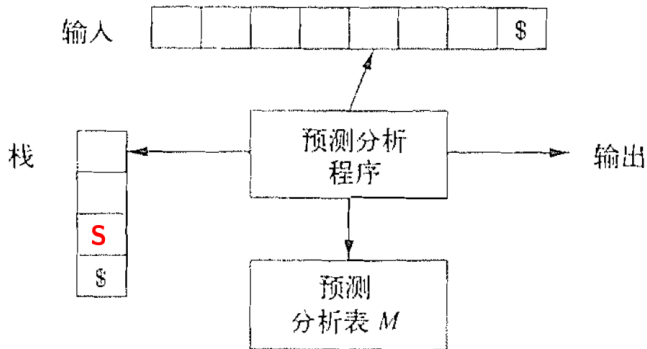
$L$ : 构建最左 (leftmost) 推导

1: 只需向前看一个输入符号便可确定使用哪条产生式



What is  $LL(0)$ ?

## 非递归的预测分析算法



## 非递归的预测分析算法

设置  $ip$  使它指向  $w$  的第一个符号, 其中  $ip$  是输入指针;

令  $X$  = 栈顶符号;

while (  $X \neq \$$  ) { /\* 栈非空 \*/

if (  $X$  等于  $ip$  所指向的符号  $a$  ) 执行栈的弹出操作, 将  $ip$  向前移动一个位置;

else if (  $X$  是一个终结符号 )  $error()$ ;

else if (  $M[X, a]$  是一个报错条目 )  $error()$ ;

else if (  $M[X, a] = X \rightarrow Y_1 Y_2 \cdots Y_k$  ) {

输出产生式  $X \rightarrow Y_1 Y_2 \cdots Y_k$ ;

弹出栈顶符号;

将  $Y_k, Y_{k-1}, \dots, Y_1$  压入栈中, 其中  $Y_1$  位于栈顶。

}

令  $X$  = 栈顶符号;

}



不是  $LL(1)$  文法怎么办?

**改造它**

消除左递归

提取左公因子

$E$  在**不消耗任何词法单元**的情况下, 直接递归调用  $E$ , 造成**死循环**

$$E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid \mathbf{id} \mid \mathbf{num}$$

$$E \rightarrow E + T \mid E - T \mid T$$

$$T \rightarrow T * F \mid T / F \mid F$$

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

$$\text{FIRST}(E + T) \cap \text{FIRST}(T) \neq \emptyset$$

**不是  $LL(1)$  文法**

## 改写成“右递归”文法

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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

非终结符号	输入符号					
	id	+	*	(	)	\$
$E$	$E \rightarrow TE'$			$E \rightarrow TE'$		
$E'$		$E' \rightarrow +TE'$			$E' \rightarrow \epsilon$	$E' \rightarrow \epsilon$
$T$	$T \rightarrow FT'$			$T \rightarrow FT'$		
$T'$		$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow *FT'$		$T' \rightarrow \epsilon$	$T' \rightarrow \epsilon$
$F$	$F \rightarrow \text{id}$			$F \rightarrow (E)$		

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

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

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

$$\text{FIRST}(E') = \{ +, \epsilon \}$$

$$\text{FIRST}(T') = \{ *, \epsilon \}$$

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

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

$$\text{FOLLOW}(F) = \{ +, *, ), \$ \}$$

## 文件结束符 \$ 的用处

已匹配	栈	输入	动作
<b>句型</b>	<b><math>E\\$</math></b>	$id + id * id\$$	
	$TE' \$$	$id + id * id\$$	输出 $E \rightarrow TE'$
	$FT'E' \$$	$id + id * id\$$	输出 $T \rightarrow FT'$
	$id T'E' \$$	$id + id * id\$$	输出 $F \rightarrow id$
<b><math>id</math></b>	<b><math>T'E' \\$</math></b>	$+ id * id\$$	匹配 $id$
$id$	$E' \$$	$+ id * id\$$	输出 $T' \rightarrow \epsilon$
$id$	$+ TE' \$$	$+ id * id\$$	输出 $E' \rightarrow + TE'$
$id +$	$TE' \$$	$id * id\$$	匹配 $+$
$id +$	$FT'E' \$$	$id * id\$$	输出 $T \rightarrow FT'$
<b><math>id +</math></b>	<b><math>id T'E' \\$</math></b>	$id * id\$$	输出 $F \rightarrow id$
$id + id$	$T'E' \$$	$* id\$$	匹配 $id$
$id + id$	$* FT'E' \$$	$* id\$$	输出 $T' \rightarrow * FT'$
$id + id *$	$FT'E' \$$	$id\$$	匹配 $*$
$id + id *$	$id T'E' \$$	$id\$$	输出 $F \rightarrow id$
$id + id * id$	<b><math>T'E' \\$</math></b>	$\$$	匹配 $id$
$id + id * id$	$E' \$$	$\$$	输出 $T' \rightarrow \epsilon$
$id + id * id$	$\$$	$\$$	输出 $E' \rightarrow \epsilon$

图 4-21 对输入  $id + id * id$  进行预测分析时执行的步骤

## 直接左递归 (Direct Left Recursion)

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

$$A \rightarrow \beta A'$$

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

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

其中,  $\beta_i$  都不以  $A$  开头

$$A \rightarrow \beta_1 A' \mid \beta_2 A' \mid \dots \mid \beta_n A'$$

$$A' \rightarrow \alpha_1 A' \mid \alpha_2 A' \mid \dots \mid \alpha_m A' \mid \epsilon$$

## 间接左递归 (Indirect Left Recursion)

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow Ac \mid Sb \mid \epsilon$$

$$S \Rightarrow Aa \Rightarrow Sba$$

$$A_i \rightarrow A_j \alpha \Rightarrow i < j$$

- 1) 按照某个顺序将非终结符号排序为  $A_1, A_2, \dots, A_n$ .
- 2) for ( 从 1 到  $n$  的每个  $i$  ) {
- 3)     for ( 从 1 到  $i-1$  的每个  $j$  ) {
- 4)         将每个形如  $A_i \rightarrow A_j \gamma$  的产生式替换为产生式组  $A_i \rightarrow \delta_1 \gamma \mid \delta_2 \gamma \mid \dots \mid \delta_k \gamma$ ,  
           其中  $A_j \rightarrow \delta_1 \mid \delta_2 \mid \dots \mid \delta_k$  是所有的  $A_j$  产生式
- 5)     }
- 6)     消除  $A_i$  产生式之间的立即左递归
- 7) }

图 4-11 消除文法中的左递归的算法

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow Ac \mid Sb \mid \epsilon$$

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow Ac \mid Aad \mid bd \mid \epsilon$$

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow bdA' \mid A'$$

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

$$A_i \rightarrow A_j \alpha \implies i < j$$



## 提取左公因子 (Left-Factoring)

```
7  /*
8  decl : 'int' ID ';'
9        | 'int' ID '=' ID ';'
10         ;
11  */
12
13  decl : 'int' ID optional_init ';' ;
14  optional_init
15      : '=' ID # Init
16      |       # NoInit
17      ;
18
19  /*
20  decl : 'int' ID ('=' ID)? ';'
21  */
```

ANTLR 4 可以处理有左公因子的文法

```

stat : 'if' expr 'then' stat
      | 'if' expr 'then' stat 'else' stat
      | expr
      ;

stat : 'if' expr 'then' stat stat_prime ;
stat_prime : 'else' stat
            |
            ;

expr : ID ;

```

很明显, 提取左公因子无助于消除文法二义性

Thank  
You!



Office 926

hfwei@nju.edu.cn