

# 语义分析

## (2. 语法制导翻译)

魏恒峰

hfwei@nju.edu.cn

2021 年 12 月 10 日





一对概念



两类属性定义



三种实现方式



四大应用

# Definition (语法制导的翻译方案 (Syntax-Directed Translation Scheme; SDT))

**SDT** 是在其产生式体中嵌入**语义动作**的上下文无关文法。

产生式	语义规则
1) $L \rightarrow E n$	$L.val = E.val$
2) $E \rightarrow E_1 + T$	$E.val = E_1.val + T.val$
3) $E \rightarrow T$	$E.val = T.val$
4) $T \rightarrow T_1 * F$	$T.val = T_1.val \times F.val$
5) $T \rightarrow F$	$T.val = F.val$
6) $F \rightarrow ( E )$	$F.val = E.val$
7) $F \rightarrow \text{digit}$	$F.val = \text{digit.lexval}$

$L$	$\rightarrow$	$E n$	$\{ \text{print}(E.val); \}$
$E$	$\rightarrow$	$E_1 + T$	$\{ E.val = E_1.val + T.val; \}$
$E$	$\rightarrow$	$T$	$\{ E.val = T.val; \}$
$T$	$\rightarrow$	$T_1 * F$	$\{ T.val = T_1.val \times F.val; \}$
$T$	$\rightarrow$	$F$	$\{ T.val = F.val; \}$
$F$	$\rightarrow$	$( E )$	$\{ F.val = E.val; \}$
$F$	$\rightarrow$	<b>digit</b>	$\{ F.val = \text{digit.lexval}; \}$

**语义动作**

## 语义动作可以嵌入在产生式体中的任何位置

- 1)  $L \rightarrow E \mathbf{n}$
- 2)  $E \rightarrow \{ \text{print}(' + '); \} E_1 + T$
- 3)  $E \rightarrow T$
- 4)  $T \rightarrow \{ \text{print}(' * '); \} T_1 * F$
- 5)  $T \rightarrow F$
- 6)  $F \rightarrow ( E )$
- 7)  $F \rightarrow \mathbf{digit} \{ \text{print}(\mathbf{digit.lexval}); \}$

前缀表达式 SDT

$$B \rightarrow X\{a\}Y$$

$$B \rightarrow X\{a\}Y$$

Q: 如何在语法分析过程中自动实现属性文法?

$$B \rightarrow X\{a\}Y$$

Q: 如何在语法分析过程中自动实现属性文法?

语义动作嵌入的位置决定了何时执行该动作

**基本思想:** 一个动作在它左边的所有文法符号都处理过之后立刻执行

$$B \rightarrow X\{a\}Y$$

**基本思想:** 一个动作在它**左边的**所有文法符号都**处理**过之后立刻执行



$$B \rightarrow X\{a\}Y$$

**基本思想:** 一个动作在它**左边的**所有文法符号都**处理**过之后立刻执行

**自底向上:** 移入  $X$  或归约为  $X$  **之后** (即,  $X$  位于栈顶) 执行动作  $a$

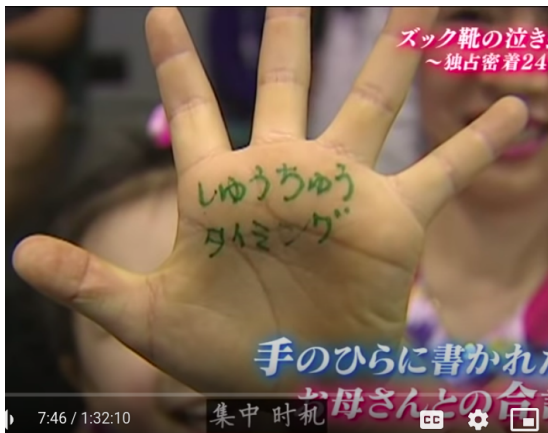
$$B \rightarrow X\{a\}Y$$

**基本思想:** 一个动作在它**左边的**所有文法符号都**处理**过之后立刻执行

**自底向上:** 移入  $X$  或归约为  $X$  **之后** (即,  $X$  位于栈顶) 执行动作  $a$

**自顶向下:** 对  $Y$  进行展开或者匹配**之前**执行动作  $a$

## 时机 (Timing; タイミング)



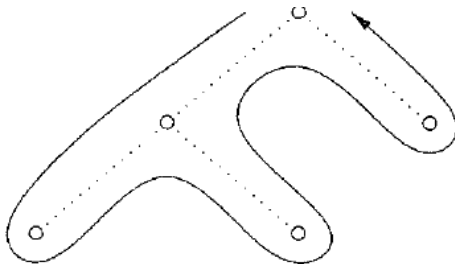
语义动作嵌入在什么地方？这决定了何时执行语义动作。

Q: 如何将带有**语义规则**的 SDD 转换为带有**语义动作**的 SDT

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline		
$LR$		
$LL$		

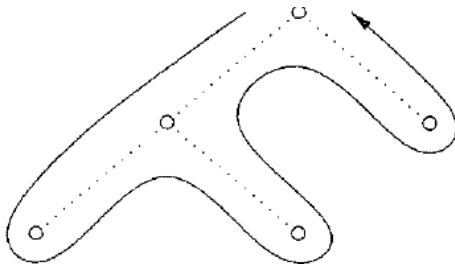
Q: 如何以**三种方式**实现 SDT?

## Offline 方式: 已有语法分析树



按照**从左到右**的**深度优先**顺序遍历语法分析树

## Offline 方式: 已有语法分析树

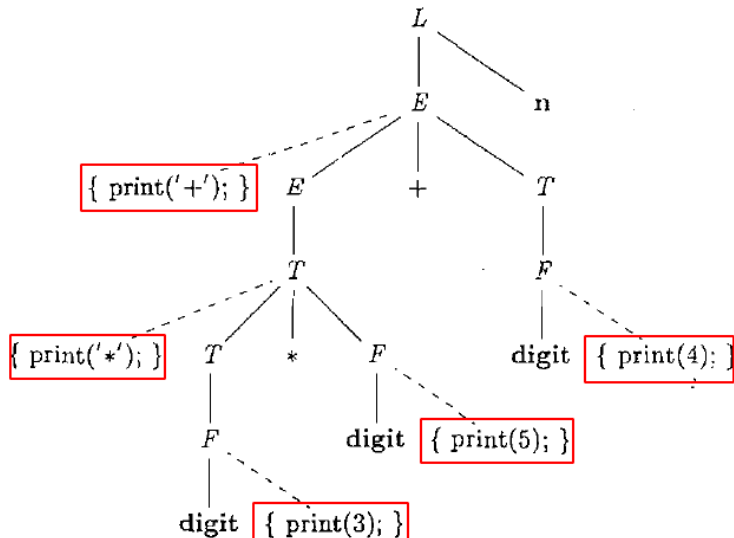


按照**从左到右**的**深度优先**顺序遍历语法分析树

**基本思想:** 一个动作在它**左边的**所有文法符号都**处理**过之后立刻执行

- 1)  $L \rightarrow E \mathbf{n}$
- 2)  $E \rightarrow \{ \text{print}(' + '); \} E_1 + T$
- 3)  $E \rightarrow T$
- 4)  $T \rightarrow \{ \text{print}(' * '); \} T_1 * F$
- 5)  $T \rightarrow F$
- 6)  $F \rightarrow ( E )$
- 7)  $F \rightarrow \text{digit} \{ \text{print}(\text{digit.lexval}); \}$

# 嵌入语义动作**虚拟节点**的语法分析树



$3 * 5 + 4 \Rightarrow + * 354$



	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$		
$LL$		

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$		
$LL$		

ANTLR4 使用该方法, 将文法与语义分开, 易于开发, 易于维护。

**基本思想:** 一个动作在它**左边的**所有文法符号都**处理**过之后立刻执行

**基本思想:** 一个动作在它**左边的**所有文法符号都**处理**过之后立刻执行



**Q:** 是否所有的 SDT 都可以在 *LL/LR* 语法分析过程中实现?

该 SDT **无法**在  $LL(1)/LR(1)$  中实现

- 1)  $L \rightarrow E \mathbf{n}$
- 2)  $E \rightarrow \{ \text{print}(' + '); \} E_1 + T$
- 3)  $E \rightarrow T$
- 4)  $T \rightarrow \{ \text{print}(' * '); \} T_1 * F$
- 5)  $T \rightarrow F$
- 6)  $F \rightarrow ( E )$
- 7)  $F \rightarrow \mathbf{digit} \{ \text{print}(\mathbf{digit.lexval}); \}$

该 SDT **无法**在  $LL(1)/LR(1)$  中实现

- 1)  $L \rightarrow E \mathbf{n}$
- 2)  $E \rightarrow \{ \text{print}(' + '); \} E_1 + T$
- 3)  $E \rightarrow T$
- 4)  $T \rightarrow \{ \text{print}(' * '); \} T_1 * F$
- 5)  $T \rightarrow F$
- 6)  $F \rightarrow ( E )$
- 7)  $F \rightarrow \mathbf{digit} \{ \text{print}(\mathbf{digit.lexval}); \}$

它需要在还不知道出现在输入中的运算符是  $*$  还是  $+$  时,  
就执行打印这些运算符的操作

Q: 如何判断某 SDT 是否可以在  $LL/LR$  语法分析过程中实现?

Q: 如何判断某 SDT 是否可以在  $LL/LR$  语法分析过程中实现?

将每个内嵌的语义动作  $A$  替换为一个独有的**非终结符**  $M$

添加新产生式  $M \rightarrow \epsilon$

判断新产生的文法是否可用  $LL/LR$  进行分析



- 1)  $L \rightarrow E \text{ n}$  **M2**
- 2)  $E \rightarrow \{ \text{print}(' + '); \} E_1 + T$
- 3)  $E \rightarrow T$
- 4)  $T \rightarrow \{ \text{print}(' * '); \} T_1 * F$  **M4**
- 5)  $T \rightarrow F$
- 6)  $F \rightarrow ( E )$
- 7)  $F \rightarrow \text{digit} \{ \text{print}(\text{digit.} \textit{lexval}); \}$  **M7**

$$M_2 \rightarrow \epsilon$$

$$M_4 \rightarrow \epsilon$$

$$M_7 \rightarrow \epsilon$$

- 1)  $L \rightarrow E \text{ n}$  **M2**
- 2)  $E \rightarrow \{ \text{print}(' + '); \} E_1 + T$
- 3)  $E \rightarrow T$
- 4)  $T \rightarrow \{ \text{print}(' * '); \} T_1 * F$  **M4**
- 5)  $T \rightarrow F$
- 6)  $F \rightarrow ( E )$
- 7)  $F \rightarrow \text{digit} \{ \text{print}(\text{digit.lexval}); \}$  **M7**

$$M_2 \rightarrow \epsilon$$

$$M_4 \rightarrow \epsilon$$

$$M_7 \rightarrow \epsilon$$

$$[A \rightarrow \alpha \cdot B\beta, a] \in I \implies \forall b \in \text{FIRST}(\beta a). [B \rightarrow \cdot \gamma, b] \in I$$

- |    |     |               |   |           |
|----|-----|---------------|---|-----------|
| 1) | $L$ | $\rightarrow$ | $E \text{ n}$   | <b>M2</b> |
| 2) | $E$ | $\rightarrow$ | $\{ \text{print}(' + '); \}$                            | $E_1 + T$ |
| 3) | $E$ | $\rightarrow$ | $T$   | <b>M4</b> |
| 4) | $T$ | $\rightarrow$ | $\{ \text{print}(' * '); \}$                            | $T_1 * F$ |
| 5) | $T$ | $\rightarrow$ | $F$   |           |
| 6) | $F$ | $\rightarrow$ | $( E )$   | <b>M7</b> |
| 7) | $F$ | $\rightarrow$ | $\text{digit} \{ \text{print}(\text{digit.lexval}); \}$ |           |

$$M_2 \rightarrow \epsilon$$

$$M_4 \rightarrow \epsilon$$

$$M_7 \rightarrow \epsilon$$

$$[A \rightarrow \alpha \cdot B\beta, a] \in I \implies \forall b \in \text{FIRST}(\beta a). [B \rightarrow \cdot \gamma, b] \in I$$

- |    |     |               |   |           |
|----|-----|---------------|---|-----------|
| 1) | $L$ | $\rightarrow$ | $E \mathbf{n}$  | <b>M2</b> |
| 2) | $E$ | $\rightarrow$ | $\{ \text{print}(' + '); \}$                            | $E_1 + T$ |
| 3) | $E$ | $\rightarrow$ | $T$   | <b>M4</b> |
| 4) | $T$ | $\rightarrow$ | $\{ \text{print}(' * '); \}$                            | $T_1 * F$ |
| 5) | $T$ | $\rightarrow$ | $F$   |           |
| 6) | $F$ | $\rightarrow$ | $( E )$   |           |
| 7) | $F$ | $\rightarrow$ | $\text{digit} \{ \text{print}(\text{digit.lexval}); \}$ | <b>M7</b> |

$$M_2 \rightarrow \epsilon$$

$$M_4 \rightarrow \epsilon$$

$$M_7 \rightarrow \epsilon$$

$$L \rightarrow \cdot E \mathbf{n}, \quad \$$$

$$E \rightarrow \cdot \mathbf{M_2} E + T, \quad \mathbf{n}$$

$$E \rightarrow \cdot T, \quad \mathbf{n}$$

$$\mathbf{M_2} \rightarrow \cdot, \quad (/ \text{digit}$$

$$T \rightarrow \cdot \mathbf{M_4} T * F, \quad \mathbf{n}$$

$$T \rightarrow \cdot F, \quad \mathbf{n}$$

$$\mathbf{M_4} \rightarrow \cdot, \quad (/ \text{digit}$$

$$F \rightarrow \cdot (E), \quad \mathbf{n}$$

$$F \rightarrow \cdot \text{digit } \mathbf{M_7}, \quad \mathbf{n}$$

遇到 **digit**, 产生移入/归约冲突

哪些 SDT 可以在  $LL/LR$  中实现? 如何实现?

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	✓	
$LL$		✓

## S 属性定义

产生式	语义规则
1) $L \rightarrow E n$	$L.val = E.val$
2) $E \rightarrow E_1 + T$	$E.val = E_1.val + T.val$
3) $E \rightarrow T$	$E.val = T.val$
4) $T \rightarrow T_1 * F$	$T.val = T_1.val \times F.val$
5) $T \rightarrow F$	$T.val = F.val$
6) $F \rightarrow ( E )$	$F.val = E.val$
7) $F \rightarrow \text{digit}$	$F.val = \text{digit.lexval}$

## 后缀翻译方案

$L$	$\rightarrow$	$E n$	$\{ \text{print}(E.val); \}$
$E$	$\rightarrow$	$E_1 + T$	$\{ E.val = E_1.val + T.val; \}$
$E$	$\rightarrow$	$T$	$\{ E.val = T.val; \}$
$T$	$\rightarrow$	$T_1 * F$	$\{ T.val = T_1.val \times F.val; \}$
$T$	$\rightarrow$	$F$	$\{ T.val = F.val; \}$
$F$	$\rightarrow$	$( E )$	$\{ F.val = E.val; \}$
$F$	$\rightarrow$	$\text{digit}$	$\{ F.val = \text{digit.lexval}; \}$

语义动作

## S 属性定义

产生式	语义规则
1) $L \rightarrow E n$	$L.val = E.val$
2) $E \rightarrow E_1 + T$	$E.val = E_1.val + T.val$
3) $E \rightarrow T$	$E.val = T.val$
4) $T \rightarrow T_1 * F$	$T.val = T_1.val \times F.val$
5) $T \rightarrow F$	$T.val = F.val$
6) $F \rightarrow ( E )$	$F.val = E.val$
7) $F \rightarrow \text{digit}$	$F.val = \text{digit.lexval}$

## 后缀翻译方案

$L$	$\rightarrow$	$E n$	$\{ \text{print}(E.val); \}$
$E$	$\rightarrow$	$E_1 + T$	$\{ E.val = E_1.val + T.val; \}$
$E$	$\rightarrow$	$T$	$\{ E.val = T.val; \}$
$T$	$\rightarrow$	$T_1 * F$	$\{ T.val = T_1.val \times F.val; \}$
$T$	$\rightarrow$	$F$	$\{ T.val = F.val; \}$
$F$	$\rightarrow$	$( E )$	$\{ F.val = E.val; \}$
$F$	$\rightarrow$	$\text{digit}$	$\{ F.val = \text{digit.lexval}; \}$

语义动作

**后缀翻译方案:** 所有动作都在产生式的最后

在  $LR$  中, 按某个产生式**归约**时, 执行相应动作

$$A \rightarrow XYZ$$

	$X$	$Y$	$Z$
	$X.x$	$Y.y$	$Z.z$

状态 / 文法符号

### 综合属性

栈顶

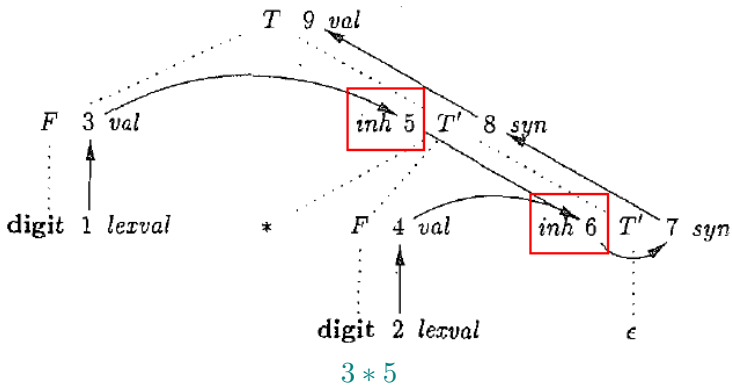
## 移入时,携带终结符的属性

**归约**时, 计算  $A$  的属性值并入栈

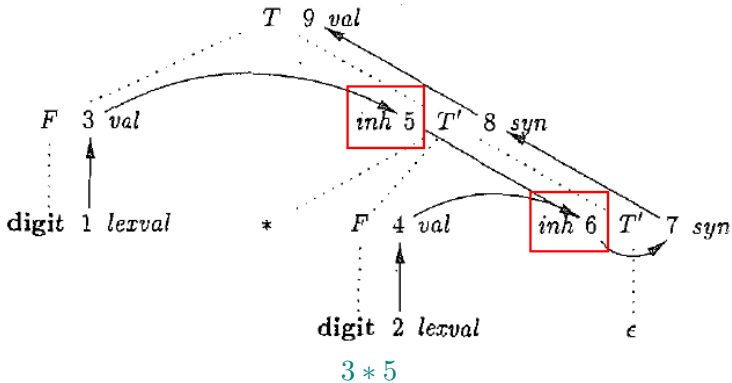


	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	
$LL$		✓

## $L$ 属性定义 与 $LL$ 语法分析



## $L$ 属性定义 与 $LL$ 语法分析



$$A \rightarrow X_1 \cdots X_i \cdots X_n$$

**原则:** 从左到右处理各个  $X_i$  符号

对每个  $X_i$ , 先计算继承属性, 后计算综合属性

递归下降子过程  $A \rightarrow X_1 \cdots X_i \cdots X_n$

- ▶ 在调用  $X_i$  子过程之前, 计算  $X_i$  的**继承属性**
- ▶ 以  $X_i$  的继承属性为**参数**调用  $X_i$  子过程
- ▶ 在  $X_i$  子过程返回之前, 计算  $X_i$  的**综合属性**
- ▶ 在  $X_i$  子过程中**返回**  $X_i$  的综合属性

(左递归)  $S$  属性定义

$$A \rightarrow A_1 Y \quad A.a = g(A_1.a, Y.y)$$

$$A \rightarrow X \quad A.a = f(X.x)$$

$$XY^*$$

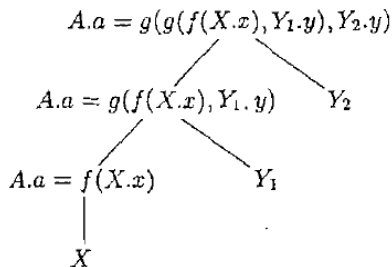
(右递归)  $L$  属性定义

$$A \rightarrow X R \quad R.i = f(X.x); \quad A.a = R.s$$

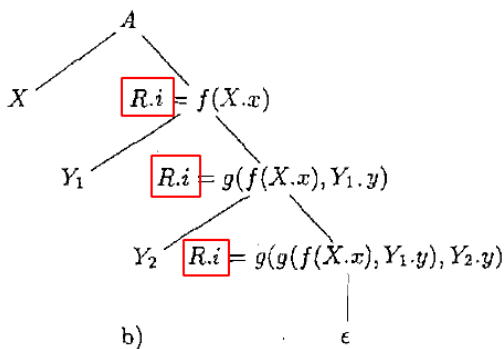
$$R \rightarrow Y R_1 \quad R_1.i = g(R.i, Y.y); \quad R.s = R_1.s$$

$$R \rightarrow \epsilon \quad R.s = R.i$$

继承属性  $R.i$  用于计算并传递中间结果



a)



b)

$\epsilon$

先计算继承属性, 再计算综合属性

(右递归)  $L$  属性定义

$$A \rightarrow XR \quad R.i = f(X.x); \quad A.a = R.s$$

$$R \rightarrow YR_1 \quad R_1.i = g(R.i, Y.y); \quad R.s = R_1.s$$

$$R \rightarrow \epsilon \quad R.s = R.i$$

**原则：继承属性在处理文法符号之前，综合属性在处理文法符号之后**

## (右递归) $L$ 属性定义

$$A \rightarrow XR \quad R.i = f(X.x); \quad A.a = R.s$$

$$R \rightarrow YR_1 \quad R_1.i = g(R.i, Y.y); \quad R.s = R_1.s$$

$$R \rightarrow \epsilon \quad R.s = R.i$$

**原则：继承属性在处理文法符号之前，综合属性在处理文法符号之后**

## $L$ 属性定义的 SDT

$$A \rightarrow X \quad \{R.i = f(X.x)\} \quad R \quad \{A.a = R.s\}$$

$$R \rightarrow Y \quad \{R_1.i = g(R.i, Y.y)\} \quad R_1 \quad \{R.s = R_1.s\}$$

$$R \rightarrow \epsilon \quad \{R.s = R.i\}$$



$$A \rightarrow X \quad \{\textcolor{red}{R}.i = f(X.x)\} \quad R \quad \{A.a = R.s\}$$
$$R \rightarrow Y \quad \{\textcolor{red}{R}_1.i = g(R.i, Y.y)\} \quad R_1 \quad \{R.s = R_1.s\}$$
$$R \rightarrow \epsilon \quad \{\textcolor{blue}{R}.s = \textcolor{blue}{R}.i\}$$

- 
- |  |                                   |
|--|-----------------------------------|
| 1: <b>procedure</b> $A()$                    | ▷ $A$ 是开始符号, 无需继承属性做参数            |
| 2: <b>if</b> token = ? <b>then</b>           | ▷ 假设选择 $A \rightarrow XR$ 产生式     |
| 3: $X.x \leftarrow \text{MATCH}(X)$          | ▷ 假设 $X$ 是终结符, 返回综合属性             |
| 4: $\textcolor{red}{R}.i \leftarrow f(X.x)$  | ▷ 先计算 $\textcolor{red}{R}.i$ 继承属性 |
| 5: $\textcolor{blue}{R}.s \leftarrow R(R.i)$ | ▷ 递归调用子过程 $R(R.i)$                |
| 6: <b>return</b> $\textcolor{red}{R}.s$      | ▷ 返回 $A.a \leftarrow R.s$ 综合属性    |
-

$$A \rightarrow X \quad \{R.i = f(X.x)\} \quad R \quad \{A.a = R.s\}$$
$$R \rightarrow Y \quad \{R_1.i = g(R.i, Y.y)\} \quad R_1 \quad \{R.s = R_1.s\}$$
$$R \rightarrow \epsilon \quad \{R.s = R.i\}$$

---

1: <b>procedure</b> $R(R.i)$	▷ $R$ 使用继承属性 $R.i$ 做参数
2: <b>if</b> token = ? <b>then</b>	▷ 假设选择 $R \rightarrow YR$ 产生式
3: $Y.y \leftarrow \text{MATCH}(Y)$	▷ 假设 $Y$ 是终结符, 返回综合属性
4: $R.i \leftarrow g(R.i, Y.y)$	▷ 先计算 $R.i$ 继承属性
5: $R.s \leftarrow R(R.i)$	▷ 递归调用子过程 $R(R.i)$
6: <b>return</b> $R.s$	▷ 返回综合属性
7: <b>else if</b> token = ? <b>then</b>	▷ 假设选择 $R \rightarrow \epsilon$ 产生式
8: <b>return</b> $R.i$	▷ 返回 $R.s \leftarrow R.i$ 综合属性

---



## $L$ 属性定义转换为 SDT


$$A \rightarrow X_1 \cdots X_i \cdots X_n$$


计算  $X_i$  **继承属性** 的动作放在产生式体中  $X_i$  的**左边**

计算产生式头部  $A$  **综合属性** 的动作放在产生式体的**最右边**

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	
$LL$		先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	
$LL$		先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	
$LL$	无 <b>继承</b> , 只 <b>综合</b>	先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	
$LL$	无 <b>继承</b> , 只 <b>综合</b>	先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

$$A \rightarrow \{B.i = f(A.i)\}BC$$

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	
$LL$	无 <b>继承</b> , 只 <b>综合</b>	先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

$$A \rightarrow \{B.i = f(A.i)\}BC$$

一般而言,  $L$ -属性文法无法在  $LR$  中实现。



	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	<b>教材 5.5.4</b>
$LL$	无继承, 只 <b>综合</b>	先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

## LR-attributed Grammar

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	<b>教材 5.5.4</b>
$LL$	无继承, 只 <b>综合</b>	先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

## LR-attributed Grammar

可以在  $LR$  中实现的  $L$  属性文法

	$S$ 属性定义	$L$ 属性定义
Offline	嵌入语义动作 <b>虚拟节点</b>	
$LR$	<b>后缀</b> 翻译方案	<b>教材 5.5.4</b>
$LL$	无继承, 只 <b>综合</b>	先 <b>继承</b> , 后 <b>综合</b>

## LR-attributed Grammar

可以在  $LR$  中实现的  $L$  属性文法

$S$ 属性文法  $\subseteq LR$ 属性文法  $\subseteq L$ 属性文法



GNU Bison 与 ANTLR3 支持 SDT

```

%token <intval> TOK_NUMBER

%type <intval> expr
%type <intval> term
%type <intval> fact
%%
program : expr
        {
            printf("%d", $1);
        }
        ;

expr : term
     {
         $$ = $1;
     }
     | expr '+' term
     {
         $$ = $1 + $3;
     }
     ;

term : fact
     {
         $$ = $1;
     }
     | term '*' fact
     {
         $$ = $1 * $3;
     }
     ;

fact : TOK_NUMBER
     {
         $$ = $1;
     }
     | '(' expr ')'
     {
         $$ = $2;
     }
     ;
%%

```

## What is the difference between ANTLR 3 and 4?

Another big difference is that we discourage the use of actions directly within the grammar because ANTLR 4 automatically generates [listeners and visitors](#) for you to use that trigger method calls when some phrases of interest are recognized during a tree walk after parsing. See also [Parse Tree Matching and XPath](#).

## What is the difference between ANTLR 3 and 4?

Another big difference is that we discourage the use of actions directly within the grammar because ANTLR 4 automatically generates [listeners and visitors](#) for you to use that trigger method calls when some phrases of interest are recognized during a tree walk after parsing. See also [Parse Tree Matching and XPath](#).

### Q: What are the main design decisions in ANTLR4?

Ease-of-use over performance. I will worry about performance later. [Simplicity over complexity](#). For example, I have taken out explicit/manual AST construction facilities and the tree grammar facilities. For 20 years I've been trying to get people to go that direction, but I've since decided that it was a mistake. It's much better to give people a parser generator that can automatically build trees and then let them use pure code to do whatever tree walking they want. People are extremely familiar and comfortable with visitors, for example.

Specifications for parser generators in the **Yacc** family can be broadly considered **S-**attributed grammars. However, these parser generators usually include the capacity to reference **global variables** and/or **fields from within any given grammar rule**, meaning that this is not a *pure* S-attributed approach.

Yacc (Bison): *LALR* parsers



## while 语句的翻译

要有大局观!!!



认清“你”在语法分析树中所处的位置

```

 $S \rightarrow \text{while} ( C ) S_1 \quad \begin{array}{l} L1 = \text{new}(); \\ L2 = \text{new}(); \\ S_1.\text{next} = L1; \\ C.\text{false} = S.\text{next}; \\ C.\text{true} = L2; \\ S.\text{code} = \text{label} \parallel L1 \parallel C.\text{code} \parallel \text{label} \parallel L2 \parallel S_1.\text{code} \end{array}$ 

```

图 5-27 while 语句的 SDD

```

 $S \rightarrow \text{while} ( C ) S_1 \quad \begin{aligned} &L1 = \text{new}(); \\ &L2 = \text{new}(); \\ &S_1.\text{next} = L1; \\ &C.\text{false} = S.\text{next}; \\ &C.\text{true} = L2; \\ &S.\text{code} = \text{label} \parallel L1 \parallel C.\text{code} \parallel \text{label} \parallel L2 \parallel S_1.\text{code} \end{aligned}$ 

```

图 5-27 while 语句的 SDD

$S.\text{code} = \dots \parallel \text{goto } L1$

$S \rightarrow$	<b>while</b> (	{	$L1 = new();$	$L2 = new();$	$C.false = S.next;$	$C.true = L2;$	}
$C)$		{	$S_1.next = L1;$	}			
$S_1$		{	$S.code = \text{label} \parallel L1 \parallel C.code \parallel \text{label} \parallel L2 \parallel S_1.code;$	}			

图 5-28 while 语句的 SDT

```

string S(label next) {
    string Scode, Ccode; /* 存放代码片段的局部变量 */
    label L1, L2; /* 局部标号 */
    if (当前输入 == 词法单元while) {
        读取输入;
        检查 '(' 是下一个输入符号, 并读取输入;
        L1 = new();
        L2 = new();
        Ccode = C(next, L2); C(c.false, c.true)
        检查 ')' 是下一个输入符号, 并读取输入;
        Scode = S(L1); S(S.next)
        return("label" || L1 || Ccode || "label" || L2 || Scode);
    }
    else /* 其他语句类型 */
}

```

图 5-29 用一个递归下降语法分析器实现 while 语句的翻译

$S \rightarrow$	<b>while</b> (	{	$L1 = new();$	$L2 = new();$	$C.false = S.next;$	$C.true = L2;$	}
$C)$		{	$S_1.next = L1;$	}			
$S_1$		{	$S.code = \text{label} \parallel L1 \parallel C.code \parallel \text{label} \parallel L2 \parallel S_1.code;$	}			

图 5-28 while 语句的 SDT

$$\begin{array}{ll}
 S \rightarrow \text{while} ( & \{ L1 = \text{new}(); L2 = \text{new}(); C.\text{false} = S.\text{next}; C.\text{true} = L2; \} \\
 C ) & \{ S_1.\text{next} = L1; \} \\
 S_1 & \{ S.\text{code} = \text{label} \parallel L1 \parallel C.\text{code} \parallel \text{label} \parallel L2 \parallel S_1.\text{code}; \}
 \end{array}$$

图 5-28 while 语句的 SDT

$$\begin{array}{ll}
 S \rightarrow \text{while} ( & \{ L1 = \text{new}(); L2 = \text{new}(); C.\text{false} = S.\text{next}; \\
 & C.\text{true} = L2; \text{print}(\text{"label"}, L1); \} \\
 C ) & \{ S_1.\text{next} = L1; \text{print}(\text{"label"}, L2); \} \\
 S_1 &
 \end{array}$$

图 5-32 边扫描边生成 while 语句的代码的 SDT



```

void S(label next) {
    label L1, L2; /* 局部标号 */
    if ( 当前输入 == 词法单元 while ) {
        读取输入;
        检查 '(' 是下一个输入符号, 并读取输入;
        L1 = new();
        L2 = new();
        print("label", L1);
        C(next, L2);
        检查 ')' 是下一个输入符号, 并读取输入;
        print("label", L2);
        S(L1);
    }
    else /* 其他语句类型 */
}

```

图 5-31 while 语句的 on-the-fly 的递归下降代码生成

Thank  
You!



Office 926

hfwei@nju.edu.cn