

语法分析

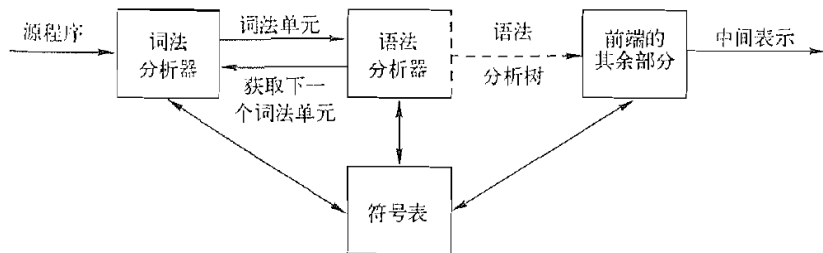
魏恒峰

hfwei@nju.edu.cn

2020 年 12 月 3 日



输入: 词法单元流 & 语言的语法规则



输出: 语法分析树 (Parse Tree)

语法分析举例

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

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

语法分析阶段的主题之一: 上下文无关文法

```

<Stmt> → <Id> = <Expr> ;
<Stmt> → { <StmtList> }
<Stmt> → if ( <Expr> ) <Stmt>
<StmtList> → <Stmt>
<StmtList> → <StmtList> <Stmt>
<Expr> → <Id>
<Expr> → <Num>
<Expr> → <Expr> <Optr> <Expr>
  <Id> → x
  <Id> → y
  <Num> → 0
  <Num> → 1
  <Num> → 9
  <Optr> → >
  <Optr> → +

```

语法分析阶段的主题之二: 构建语法分析树

$\langle \text{Stmt} \rangle$			
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 ; }

语法分析阶段的主题之三: 错误恢复



报错、**恢复**、继续分析



<Context-Free Grammar>

上下文无关文法

Definition (Context-Free Grammar (CFG); 上下文无关文法)

上下文无关文法 G 是一个四元组 $G = (T, N, P, S)$:

- ▶ T 是**终结符号** (Terminal) 集合, 对应于词法分析器产生的词法单元;
- ▶ N 是**非终结符号** (Non-terminal) 集合;
- ▶ P 是**产生式** (Production) 集合;

$$A \in N \longrightarrow \alpha \in (T \cup N)^*$$

头部/左部 (Head) A : **单个**非终结符

体部/右部 (Body) α : 终结符与非终结符构成的串, 也可以是空串 ϵ

- ▶ S 为**开始** (Start) 符号。要求 $S \in N$ 且唯一。

$$G = (\{a, b\}, \{S\}, P, S)$$

$$S \rightarrow aSb$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$G = (\{(,)\}, \{S\}, P, S)$$

$$S \rightarrow SS$$

$$S \rightarrow (S)$$

$$S \rightarrow ()$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$stmt \rightarrow$ if $expr$ then $stmt$
| if $expr$ then $stmt$ else $stmt$
| other

条件语句文法

悬空 (Dangling)-else 文法

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$

$S \rightarrow \text{begin } S L$

$S \rightarrow \text{print } E$

$L \rightarrow \text{end}$

$L \rightarrow ; S L$

$E \rightarrow \text{num} = \text{num}$

约定: 如果没有明确指定, 第一个产生式的头部就是开始符号

关于终结符号的约定

1) 下述符号是终结符号:

- ① 在字母表里排在前面的小写字母, 比如 a 、 b 、 c 。
- ② 运算符号, 比如 $+$ 、 $*$ 等。
- ③ 标点符号, 比如括号、逗号等。
- ④ 数字 0 、 1 、 \dots 、 9 。
- ⑤ **黑体字符串**, 比如 **id** 或 **if**。每个这样的字符串表示一个终结符号。

关于非终结符号的约定

2) 下述符号是非终结符号:

- ① 在字母表中排在前面的大写字母, 比如 A 、 B 、 C 。
- ② 字母 S 。它出现时通常表示开始符号。
- ③ 小写、斜体的名字, 比如 $expr$ 或 $stmt$ 。

Syntax

Semantics

语义: 上下文无关文法 G 定义了一个语言 $L(G)$



Syntax

Semantics

语义: 上下文无关文法 G 定义了一个**语言** $L(G)$

语言是**串**的集合

串从何来?

推导 (Derivation)

$$E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid \text{id}$$

推导即是將某个产生式的左边**替换**成它的右边

每一步推导需要选择**替换哪个非终结符号**, 以及**使用哪个产生式**

推导 (Derivation)

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

$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E + E) \Rightarrow -(\mathbf{id} + E) \Rightarrow -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

推导 (Derivation)

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

$$E \Longrightarrow -E \Longrightarrow -(E) \Longrightarrow -(E + E) \Longrightarrow -(\mathbf{id} + E) \Longrightarrow -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

$E \Longrightarrow -E$: 经过一步推导得出

$E \xRightarrow{+} -(\mathbf{id} + E)$: 经过一步或多步推导得出

$E \xRightarrow{*} -(\mathbf{id} + E)$: 经过零步或多步推导得出

推导 (Derivation)

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

$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E + E) \Rightarrow -(\mathbf{id} + E) \Rightarrow -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

$E \Rightarrow -E$: 经过一步推导得出

$E \xRightarrow{+} -(\mathbf{id} + E)$: 经过一步或多步推导得出

$E \xRightarrow{*} -(\mathbf{id} + E)$: 经过零步或多步推导得出

$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E + E) \Rightarrow -(E + \mathbf{id}) \Rightarrow -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

Definition (Sentential Form; 句型)

如果 $S \xRightarrow{*} \alpha$, 且 $\alpha \in (T \cup N)^*$, 则称 α 是文法 G 的一个**句型**。

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

$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E+E) \Rightarrow -(\mathbf{id} + E) \Rightarrow -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

Definition (Sentential Form; 句型)

如果 $S \xRightarrow{*} \alpha$, 且 $\alpha \in (T \cup N)^*$, 则称 α 是文法 G 的一个**句型**。

$$E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid \text{id}$$

$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E+E) \Rightarrow -(\text{id} + E) \Rightarrow -(\text{id} + \text{id})$$

Definition (Sentence; 句子)

如果 $S \xRightarrow{*} w$, 且 $w \in T^*$, 则称 w 是文法 G 的一个**句子**。

Definition (文法 G 生成的语言 $L(G)$)

文法 G 的**语言** $L(G)$ 是它能推导出的**所有句子**构成的集合。

$$w \in L(G) \iff S \xRightarrow{*} w$$

关于文法 G 的**两个基本问题**:

- ▶ **Membership 问题**: 给定字符串 $x \in T^*$, $x \in L(G)$?
- ▶ $L(G)$ 究竟是什么?

给定字符串 $x \in T^*$, $x \in L(G)$?
(即, 检查 x 是否符合文法 G)

给定字符串 $x \in T^*$, $x \in L(G)$?

(即, 检查 x 是否符合文法 G)

这就是**语法分析器**的任务:

为输入的词法单元流寻找推导、**构建语法分析树**, 或者报错

根节点是文法 G 的起始符号

$\langle \text{Stmt} \rangle$		
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) { $x = 0 ;$ $y = y + 1 ;$ }

叶子节点是输入的词法单元流

常用的语法分析器以**自顶向下**或**自底向上**的方式构建中间部分

$L(G)$ 是什么?

这是**程序设计语言设计者**需要考虑的问题

$$S \rightarrow SS$$

$$S \rightarrow (S)$$

$$S \rightarrow ()$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$L(G) =$$

$$S \rightarrow SS$$

$$S \rightarrow (S)$$

$$S \rightarrow ()$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$L(G) = \{\text{良匹配括号串}\}$$

$$S \rightarrow SS$$

$$S \rightarrow (S)$$

$$S \rightarrow ()$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$S \rightarrow aSb$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$L(G) =$$

$$L(G) = \{\text{良匹配括号串}\}$$

$$S \rightarrow SS$$

$$S \rightarrow (S)$$

$$S \rightarrow ()$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$S \rightarrow aSb$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$L(G) = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

$$L(G) = \{\text{良匹配括号串}\}$$

字母表 $\Sigma = \{a, b\}$ 上的所有回文串 (Palindrome) 构成的语言

字母表 $\Sigma = \{a, b\}$ 上的所有回文串 (Palindrome) 构成的语言

$$S \rightarrow aSa$$

$$S \rightarrow bSb$$

$$S \rightarrow a$$

$$S \rightarrow b$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

字母表 $\Sigma = \{a, b\}$ 上的所有回文串 (Palindrome) 构成的语言

$$S \rightarrow aSa$$

$$S \rightarrow bSb$$

$$S \rightarrow a$$

$$S \rightarrow b$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$S \rightarrow aSa \mid bSb \mid a \mid b \mid \epsilon$$

$$\{b^n a^m b^{2n} \mid n \geq 0, m \geq 0\}$$

$$\{b^n a^m b^{2n} \mid n \geq 0, m \geq 0\}$$

$$S \rightarrow bSbb \mid A$$

$$A \rightarrow aA \mid \epsilon$$

$$\{x \in \{a, b\}^* \mid x \text{ 中 } a, b \text{ 个数相同}\}$$

$\{x \in \{a, b\}^* \mid x \text{ 中 } a, b \text{ 个数相同}\}$

$$V \rightarrow aVbV \mid bVaV \mid \epsilon$$

$\{x \in \{a, b\}^* \mid x \text{ 中 } a, b \text{ 个数不同}\}$

$\{x \in \{a, b\}^* \mid x \text{ 中 } a, b \text{ 个数不同}\}$

$$S \rightarrow T \mid U$$

$$T \rightarrow VaT \mid VaV$$

$$U \rightarrow VbU \mid VbV$$

$$V \rightarrow aVbV \mid bVaV \mid \epsilon$$

$\{x \in \{a, b\}^* \mid x \text{ 中 } a, b \text{ 个数不同}\}$

$$S \rightarrow T \mid U$$

$$T \rightarrow VaT \mid VaV$$

$$U \rightarrow VbU \mid VbV$$

$$V \rightarrow aVbV \mid bVaV \mid \epsilon$$



练习 (非作业): 证明之

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$

$S \rightarrow \text{begin } S L$

$S \rightarrow \text{print } E$

$L \rightarrow \text{end}$

$L \rightarrow ; S L$

$E \rightarrow \text{num} = \text{num}$

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$

$S \rightarrow \text{begin } S L$

$S \rightarrow \text{print } E$

$L \rightarrow \text{end}$

$L \rightarrow ; S L$

$E \rightarrow \text{num} = \text{num}$

顺序语句、条件语句、打印语句



L-System

(注: 这不是上下文无关文法, 但精神上高度一致, 并且更有趣)

variables : A B

constants : + -

start : A

rules : $(A \rightarrow B-A-B)$, $(B \rightarrow A+B+A)$

angle : 60°

A, B : 向右移动并画线

+: 左转

-: 右转

每一步都**并行地**应用**所有**规则

A

$B - A - B$

A

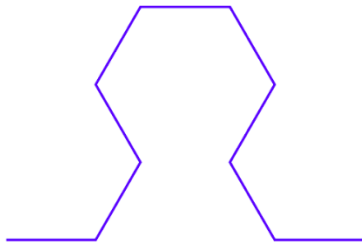
$B - A - B$

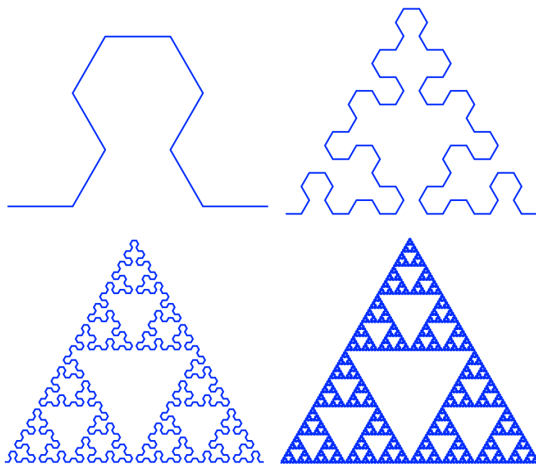
$A + B + A - B - A - B - A + B + A$

A

$B - A - B$

$A + B + A - B - A - B - A + B + A$





Sierpinski arrowhead curve ($n = 2, 4, 6, 8$)

variables : $X Y$

constants : $F + -$

start : FX

rules : $(X \rightarrow X+YF+), (Y \rightarrow -FX-Y)$

angle : 90°

F : 向上移动并画线

$+$: 右转

$-$: 左转

X : 仅用于展开, 在作画时被忽略

每一步都**并行地**应用**所有**规则



最左 (leftmost) 推导与最右 (rightmost) 推导

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

$$E \xRightarrow{\text{lm}} -E \xRightarrow{\text{lm}} -(E) \xRightarrow{\text{lm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\mathbf{id} + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

最左 (leftmost) 推导与最右 (rightmost) 推导

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

$$E \xRightarrow{\text{lm}} -E \xRightarrow{\text{lm}} -(E) \xRightarrow{\text{lm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\mathbf{id} + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

$E \xRightarrow{\text{lm}} -E$: 经过一步最左推导得出

$E \xRightarrow[\text{lm}]{+} -(\mathbf{id} + E)$: 经过一步或多步最左推导得出

$E \xRightarrow[\text{lm}]{*} -(\mathbf{id} + E)$: 经过零步或多步最左推导得出

最左 (leftmost) 推导与最右 (rightmost) 推导

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

$$E \xRightarrow{\text{lm}} -E \xRightarrow{\text{lm}} -(E) \xRightarrow{\text{lm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\mathbf{id} + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

$E \xRightarrow{\text{lm}} -E$: 经过一步最左推导得出

$E \xRightarrow[\text{lm}]{+} -(\mathbf{id} + E)$: 经过一步或多步最左推导得出

$E \xRightarrow[\text{lm}]{*} -(\mathbf{id} + E)$: 经过零步或多步最左推导得出

$$E \xRightarrow{\text{rm}} -E \xRightarrow{\text{rm}} -(E) \xRightarrow{\text{rm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{rm}} -(E + \mathbf{id}) \xRightarrow{\text{rm}} -(\mathbf{id} + \mathbf{id})$$

Definition (Left-sentential Form; 最左句型)

如果 $S \xRightarrow[\text{lm}]{*} \alpha$, 且 $\alpha \in (T \cup N)^*$, 则称 α 是文法 G 的一个**最左句型**。

$$E \xRightarrow{\text{lm}} -E \xRightarrow{\text{lm}} -(E) \xRightarrow{\text{lm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\text{id} + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\text{id} + \text{id})$$

Definition (Left-sentential Form; 最左句型)

如果 $S \xRightarrow[\text{lm}]{*} \alpha$, 且 $\alpha \in (T \cup N)^*$, 则称 α 是文法 G 的一个**最左句型**。

$$E \xRightarrow{\text{lm}} -E \xRightarrow{\text{lm}} -(E) \xRightarrow{\text{lm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\text{red} + E) \xRightarrow{\text{lm}} -(\text{id} + \text{id})$$

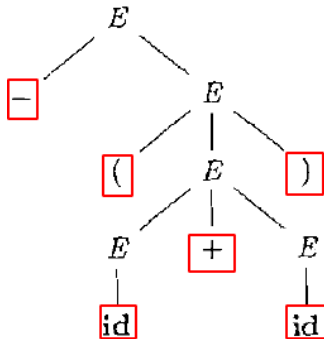
Definition (Right-sentential Form; 最右句型)

如果 $S \xRightarrow[\text{rm}]{*} \alpha$, 且 $\alpha \in (T \cup N)^*$, 则称 α 是文法 G 的一个**最右句型**。

$$E \xRightarrow{\text{rm}} -E \xRightarrow{\text{rm}} -(E) \xRightarrow{\text{rm}} -(E + E) \xRightarrow{\text{rm}} -(E + \text{blue}) \xRightarrow{\text{rm}} -(\text{id} + \text{id})$$

语法分析树

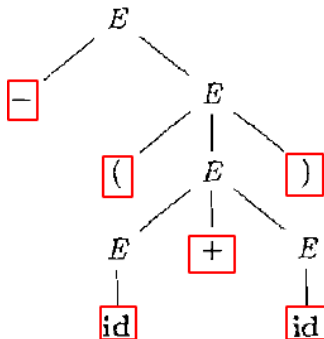
语法分析树是静态的, 它不关心动态的推导顺序



一棵语法分析树对应多个推导

语法分析树

语法分析树是静态的, 它不关心动态的推导顺序



一棵语法分析树对应多个推导

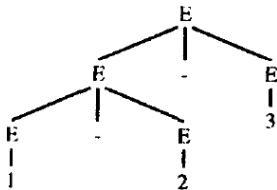
但是, 一棵语法分析树与**最左 (最右) 推导**一一对应

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

1 - 2 - 3 的语法树?

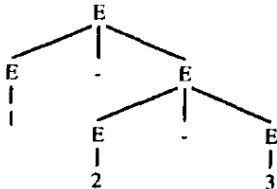
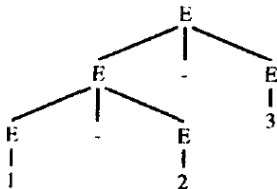
$$E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid \text{id} \mid \text{num}$$

1 - 2 - 3 的语法树?



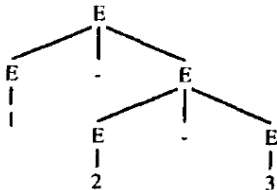
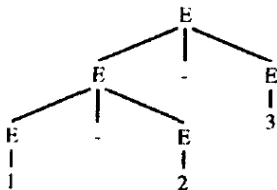
$$E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid \text{id} \mid \text{num}$$

1 - 2 - 3 的语法树?



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

1 - 2 - 3 的语法树?



Definition (二义性(Ambiguous) 文法)

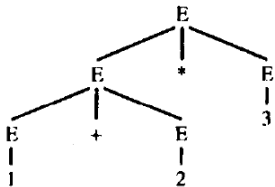
如果 $L(G)$ 中的某个句子有一个以上语法树/最左推导/最右推导, 则文法 G 是二义性的。

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

$1 + 2 * 3$ 的语法树?

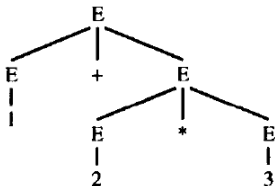
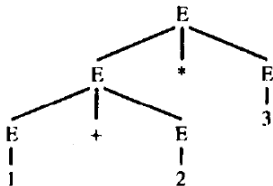
$$E \rightarrow E + E \mid E - E \mid E * E \mid E / E \mid (E) \mid \text{id} \mid \text{num}$$

1 + 2 * 3 的语法树?



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

1 + 2 * 3 的语法树?



$stmt \rightarrow$ if $expr$ then $stmt$
 | if $expr$ then $stmt$ else $stmt$
 | other

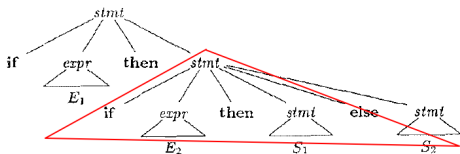
“悬空-else” 文法

if E_1 then if E_2 then S_1 else S_2

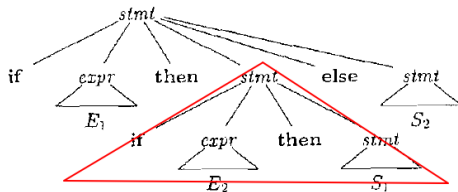
$stmt \rightarrow$ if $expr$ then $stmt$
 $\quad \mid$ if $expr$ then $stmt$ else $stmt$
 $\quad \mid$ other

“悬空-else” 文法

if E_1 then if E_2 then S_1 else S_2



if E_1 then (if E_2 then S_1 else S_2)

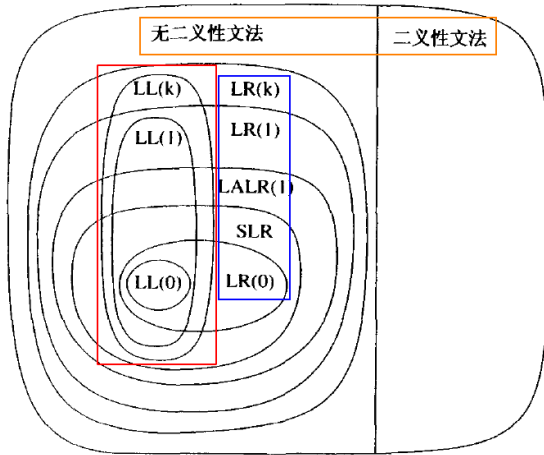


if E_1 then (if E_2 then S_1) else S_2

二义性文法

不同的语法分析树产生不同的语义





所有语法分析器都要求文法是**无二义性**的

二义性文法

Q: 如何**识别**二义性文法?

Q: 如何**消除**文法的二义性?

二义性文法

Q : 如何**识别**二义性文法?



Q : 如何**消除**文法的二义性?

这是**不可判定**的问题

二义性文法

Q : 如何**识别**二义性文法?



Q : 如何**消除**文法的二义性?

LEARN BY EXAMPLES

这是**不可判定**的问题

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

四则运算均是**左结合**的

优先级: 括号最先, 先乘除后加减

二义性表达式文法以**相同的方式**处理所有的算术运算符

要消除二义性, 需要**区别对待**不同的运算符

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

四则运算均是**左结合**的

优先级: 括号最先, 先乘除后加减

二义性表达式文法以**相同的方式**处理所有的算术运算符

要消除二义性, 需要**区别对待**不同的运算符

将运算的“先后”顺序信息编码到语法树的“层次”结构中

$$E \rightarrow E + E \mid \mathbf{id}$$

$$E \rightarrow E + E \mid \mathbf{id}$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$T \rightarrow \mathbf{id}$$

左结合文法

$$E \rightarrow E + E \mid \mathbf{id}$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$T \rightarrow \mathbf{id}$$

左结合文法

$$E \rightarrow T + E$$

$$T \rightarrow \mathbf{id}$$

右结合文法

$$E \rightarrow E + E \mid \text{id}$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$T \rightarrow \text{id}$$

左结合文法

$$E \rightarrow T + E$$

$$T \rightarrow \text{id}$$

右结合文法

使用左 (右) 递归实现左 (右) 结合

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

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

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

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

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

括号最先, 先乘后加文法

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

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

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

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

无二义性的表达式文法

E : 表达式(*expression*); T : 项(*term*) F : 因子(*factor*)

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

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

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

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

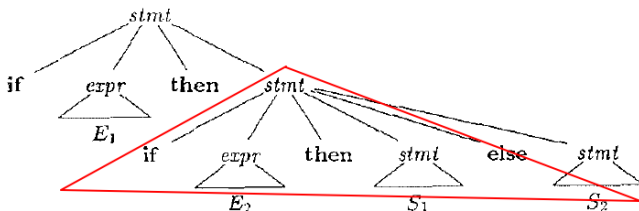
无二义性的表达式文法

E : 表达式(*expression*); T : 项(*term*) F : 因子(*factor*)

将运算的“先后”顺序信息编码到语法树的“层次”结构中

$stmt \rightarrow$ if $expr$ then $stmt$
 | if $expr$ then $stmt$ else $stmt$
 | **other**

if E_1 then if E_2 then S_1 else S_2



“每个else与最近的尚未匹配的then匹配”

$$\begin{aligned}
 stmt &\rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \\
 &\quad | \text{ if } expr \text{ then } stmt \text{ else } stmt \\
 &\quad | \text{ other}
 \end{aligned}$$

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } matched_stmt$
	$ $	other
$open_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } stmt$
	$ $	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } open_stmt$

基本思想: **then** 与 **else** 之间的语句必须是“已匹配的”

我也看不懂啊

~~“我不想去上课啊妈妈”~~

“清醒一点！你是老师啊！”



我们要证明**两**件事情



我们要证明**两**件事情

$$L(G) = L(G')$$



我们要证明**两**件事情

$$L(G) = L(G')$$

G' 是无二义性的

$$\begin{aligned}
 stmt &\rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \\
 &\quad | \text{ if } expr \text{ then } stmt \text{ else } stmt \\
 &\quad | \text{ other}
 \end{aligned}$$

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } matched_stmt$
	$ $	other
$open_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } stmt$
	$ $	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } open_stmt$

$$\begin{aligned}
 stmt &\rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \\
 &\quad | \text{ if } expr \text{ then } stmt \text{ else } stmt \\
 &\quad | \text{ other}
 \end{aligned}$$

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } matched_stmt$
	$ $	other
$open_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } stmt$
	$ $	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } open_stmt$

$$L(G') \subseteq L(G)$$

$$L(G) \subseteq L(G')$$

$$\begin{aligned}
 stmt &\rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \\
 &\quad | \text{ if } expr \text{ then } stmt \text{ else } stmt \\
 &\quad | \text{ other}
 \end{aligned}$$

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } matched_stmt$
	$ $	other
$open_stmt$	\rightarrow	$\text{if } expr \text{ then } stmt$
	$ $	$\text{if } expr \text{ then } matched_stmt \text{ else } open_stmt$

$$L(G') \subseteq L(G)$$

$$L(G) \subseteq L(G')$$

对推导步数作数学归纳

G' 是无二义性的

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ matched_stmt$
	$ $	$other$
$open_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ stmt$
	$ $	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ open_stmt$

G' 是无二义性的

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
		$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	if $expr$ then matched_stmt else $matched_stmt$
		other
$open_stmt$	\rightarrow	if $expr$ then $stmt$
		if $expr$ then matched_stmt else $open_stmt$

每个句子对应的语法分析树是唯一的

G' 是无二义性的

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
		$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	if $expr$ then $matched_stmt$ else $matched_stmt$
		other
$open_stmt$	\rightarrow	if $expr$ then $stmt$
		if $expr$ then $matched_stmt$ else $open_stmt$

每个句子对应的**语法分析树**是唯一的

只需证明: 每个非终结符的“**展开**”方式是唯一的

G' 是无二义性的

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ matched_stmt$
	$ $	$other$
$open_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ stmt$
	$ $	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ open_stmt$

每个句子对应的语法分析树是唯一的

只需证明: 每个非终结符的“展开”方式是唯一的

$$L(matched_stmt) \cap L(open_stmt) = \emptyset$$

G' 是无二义性的

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ matched_stmt$
	$ $	$other$
$open_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ stmt$
	$ $	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ open_stmt$

每个句子对应的语法分析树是唯一的

只需证明: 每个非终结符的“展开”方式是唯一的

$$L(matched_stmt) \cap L(open_stmt) = \emptyset$$

$$L(matched_stmt_1) \cap L(matched_stmt_2) = \emptyset$$

G' 是无二义性的

$stmt$	\rightarrow	$matched_stmt$
	$ $	$open_stmt$
$matched_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ matched_stmt$
	$ $	$other$
$open_stmt$	\rightarrow	$if\ expr\ then\ stmt$
	$ $	$if\ expr\ then\ matched_stmt\ else\ open_stmt$

每个句子对应的语法分析树是唯一的

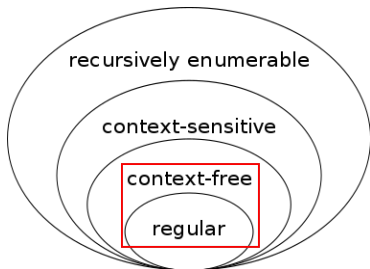
只需证明: 每个非终结符的“展开”方式是唯一的

$$L(matched_stmt) \cap L(open_stmt) = \emptyset$$

$$L(matched_stmt_1) \cap L(matched_stmt_2) = \emptyset$$

$$L(open_stmt_1) \cap L(open_stmt_2) = \emptyset$$

为什么不使用优雅、强大的**正则表达式**描述程序设计语言的语法？



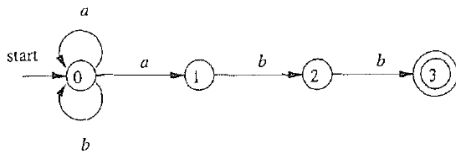
正则表达式的表达能力**严格弱于**上下文无关文法

每个正则表达式 r 对应的语言 $L(r)$ 都可以使用上下文无关文法来描述

$$r = (a|b)^*abb$$

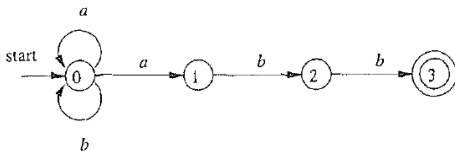
每个正则表达式 r 对应的语言 $L(r)$ 都可以使用上下文无关文法来描述

$$r = (a|b)^*abb$$



每个正则表达式 r 对应的语言 $L(r)$ 都可以使用上下文无关文法来描述

$$r = (a|b)^*abb$$



$$A_0 \rightarrow aA_0 \mid bA_0 \mid aA_1$$

$$A_1 \rightarrow bA_2$$

$$A_2 \rightarrow bA_3$$

$$A_3 \rightarrow \epsilon$$

此外, 若 $\delta(A_i, \epsilon) = A_j$, 则添加 $A_i \rightarrow A_j$

$$S \rightarrow aSb$$

$$S \rightarrow \epsilon$$

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

该语言**无法**使用正则表达式来描述

Theorem

$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ 无法使用正则表达式描述。

Theorem

$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ 无法使用正则表达式描述。

反证法

Theorem

$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ 无法使用正则表达式描述。

反证法

假设存在正则表达式 r : $L(r) = L$

Theorem

$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ 无法使用正则表达式描述。

反证法

假设存在正则表达式 r : $L(r) = L$

则存在**有限**状态自动机 $D(r)$: $L(D(r)) = L$; 设其状态数为 k

Theorem

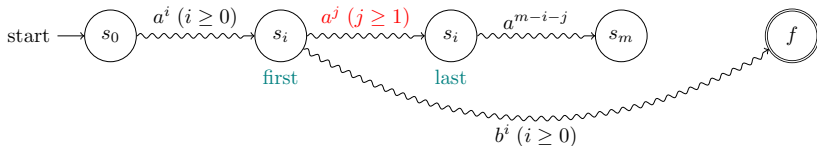
$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ 无法使用正则表达式描述。

反证法

假设存在正则表达式 $r: L(r) = L$

则存在有限状态自动机 $D(r): L(D(r)) = L$; 设其状态数为 k

考虑输入 $a^m (m > k)$



Theorem

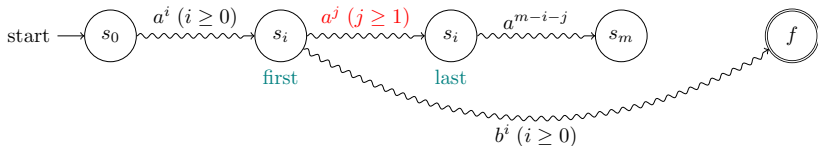
$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ 无法使用正则表达式描述。

反证法

假设存在正则表达式 $r: L(r) = L$

则存在有限状态自动机 $D(r): L(D(r)) = L$; 设其状态数为 k

考虑输入 $a^m (m > k)$



$D(r)$ 也能接受 $a^{i+j}b^i$; 矛盾!

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

Pumping Lemma for Regular Languages

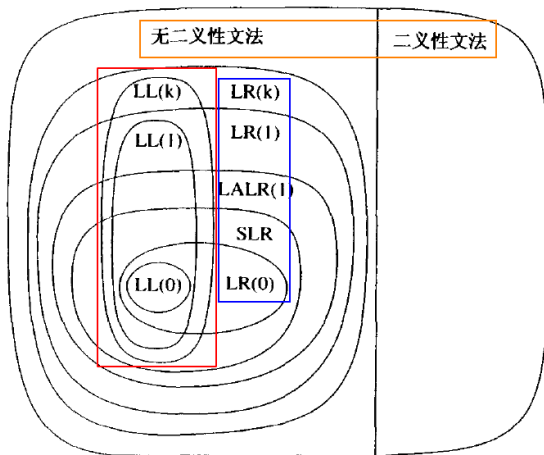
$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

Pumping Lemma for Regular Languages

$$L = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$$

Pumping Lemma for Context-free Languages

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



今日份主题: **LL(1) 语法分析器**

自顶向下的、
递归下降的、
预测分析的、
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

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 $\$$

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** $\$$

递归下降的实现框架

```
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

$$S \rightarrow F$$

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

$$F \rightarrow a$$

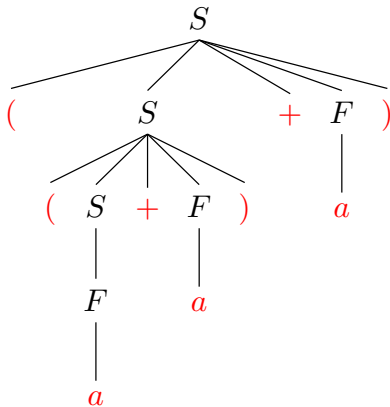
$$w = ((a + a) + a)$$

演示递归下降过程

$$S \rightarrow F$$

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

$$F \rightarrow a$$



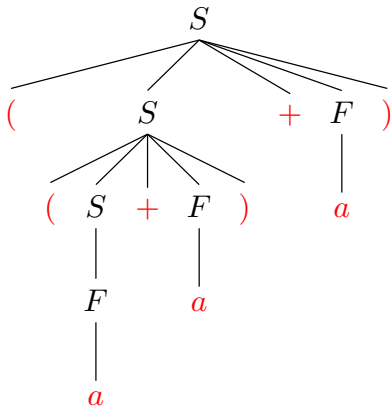
$$w = ((a + a) + a)$$

演示递归下降过程

$$S \rightarrow F$$

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

$$F \rightarrow a$$

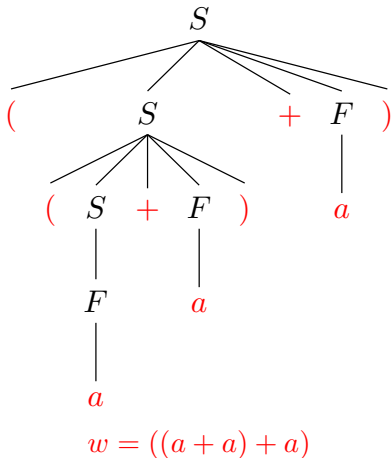


$$w = ((a + a) + a)$$

每次都选择语法分析树**最左边**的非终结符进行展开

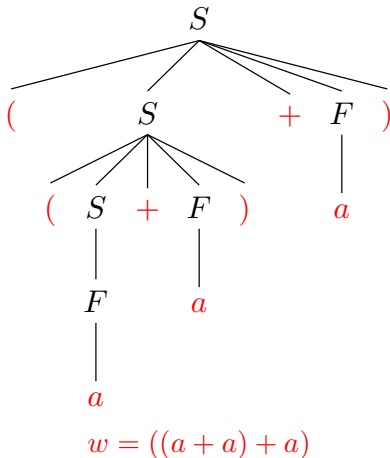
同样是展开非终结符 S ,
为什么前两次选择了 $S \rightarrow (S + F)$, 而第三次选择了 $S \rightarrow F$?

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



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

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生成式 (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**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
5:     ERROR(token, t)
```

```
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'})
```

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
5:     ERROR(token, t)
```

```
1: procedure F()
2:   if token = 'a' then
3:     MATCH('a')
4:   else
5:     ERROR(token, {'a'})
```

如何计算给定文法 G 的预测分析表?

$\text{FIRST}(\alpha)$ 是可从 α 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) $\alpha \in (N \cup T)^*$:

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

如何计算给定文法 G 的预测分析表?

$\text{FIRST}(\alpha)$ 是可从 α 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 $A \in N$:

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

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 α 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 (闭包!!!)

再计算每个符号串 α 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 ϵ 加入 $\text{FIRST}(\alpha)$ 。

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

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

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

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

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

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

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

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

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

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

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

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

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

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

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

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

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

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

如何根据FIRST 与 FOLLOW 集合计算给定文法 G 的预测分析表?

按照以下规则, 在表格 $[A, t]$ 中填入生成式 $A \rightarrow \alpha$ (编号):

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

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

如何根据FIRST 与 FOLLOW 集合计算给定文法 G 的预测分析表?

按照以下规则, 在表格 $[A, t]$ 中填入生成式 $A \rightarrow \alpha$ (编号):

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

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

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。

“你是电, 你是光, 你是**唯一**的神话”

按照以下规则, 在表格 $[A, t]$ 中填入生成式 $A \rightarrow \alpha$ (编号):

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

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

因其“**唯一**”, 必要变充分

$$(1) X \rightarrow Y$$

$$(2) X \rightarrow a$$

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

$$(4) Y \rightarrow c$$

$$(5) Z \rightarrow d$$

$$(6) Z \rightarrow XYZ$$

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

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

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

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

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

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

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

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

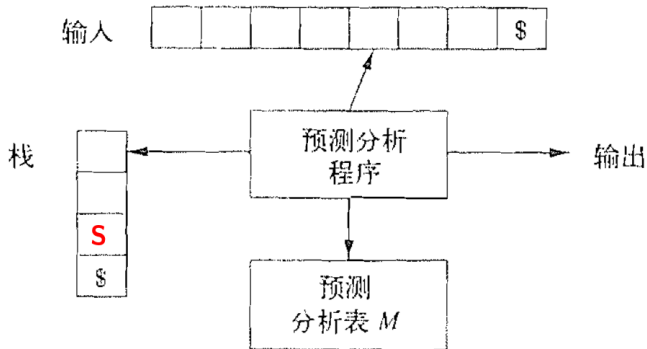
$LL(1)$ 语法分析器

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

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

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

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

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

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**

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

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

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

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**

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

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

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

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

不是 $LL(1)$ 文法

消除左递归

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

消除左递归

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

$$E \rightarrow TE'$$

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

将左递归转为右递归

消除左递归

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

$$E \rightarrow TE'$$

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

将左递归转为右递归

(注: 右递归对应右结合; 需要在后续阶段进行额外处理)

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

其中, β_i 都不以 A 开头

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

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

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

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

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

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

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

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

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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

非直接左递归

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

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

$$S \Longrightarrow Aa \Longrightarrow Sda$$

非直接左递归

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

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

$$S \Rightarrow Aa \Rightarrow Sda$$

- 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

$$A_k \rightarrow A_l \alpha \Rightarrow l > k$$

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

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

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

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

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

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

$$A_k \rightarrow A_l \alpha \implies l > k$$

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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

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 \$ 的必要性

已匹配	栈	输入	动作
句型	$E\\$	$id + id * id\$$	
	$TE' \$$	$id + id * id\$$	输出 $E \rightarrow TE'$
	$FT'E' \$$	$id + id * id\$$	输出 $T \rightarrow FT'$
	$id T'E' \$$	$id + id * id\$$	输出 $F \rightarrow id$
id	$T'E' \\$	$+ id * id\$$	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 $T \rightarrow FT'$
id +	$id T'E' \\$	$id * id\$$	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	$T'E' \\$	$\$$	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

$$S \rightarrow i E t S \mid i E t S e S \mid a$$

$$E \rightarrow b$$

提取左公因子

$$S \rightarrow i E t S S' \mid a$$

$$S' \rightarrow e S \mid \epsilon$$

$$E \rightarrow b$$

$$S \rightarrow iEtS \mid iEtSeS \mid a$$

$$E \rightarrow b$$

非终结符号	输入符号					
	a	b	e	i	t	$\$$
S	$S \rightarrow a$			$S \rightarrow iEtSS'$		
S'			$S' \rightarrow \epsilon$ $S' \rightarrow eS$			$S' \rightarrow \epsilon$
E		$E \rightarrow b$				

解决二义性: 选择 $S' \rightarrow eS$, 将 **else** 与前面最近的 **then** 关联起来

自底向上的、
不断归约的、
基于句柄识别自动机的、
适用于 LR 文法的、
 LR 语法分析器

自底向上构建语法分析树

根节点是文法的起始符号 S

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 $\$$

自底向上构建语法分析树

根节点是文法的起始符号 S

每个中间非终结符节点表示使用它的某条产生式进行归约

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 $\$$

自顶向下的“推导”与 自底向上的“归约”

$$E \xRightarrow{\text{rm}} T \xRightarrow{\text{rm}} T * F \xRightarrow{\text{rm}} T * \mathbf{id} \xRightarrow{\text{rm}} F * \mathbf{id} \xRightarrow{\text{rm}} \mathbf{id} * \mathbf{id}$$

$$(1) E \rightarrow E + T$$

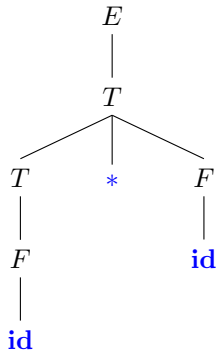
$$(2) E \rightarrow T$$

$$(3) T \rightarrow T * F$$

$$(4) T \rightarrow F$$

$$(5) F \rightarrow (E)$$

$$(6) F \rightarrow \mathbf{id}$$



$$w = \mathbf{id} * \mathbf{id}$$

$$E \longleftarrow T \longleftarrow T * F \longleftarrow T * \mathbf{id} \longleftarrow F * \mathbf{id} \longleftarrow \mathbf{id} * \mathbf{id}$$

“推导” ($A \rightarrow \alpha$) 与 “归约” ($A \leftarrow \alpha$)

$$S \triangleq \gamma_0 \Rightarrow \dots \gamma_{i-1} \Rightarrow \gamma_i \Rightarrow \gamma_{r+1} \Rightarrow \dots \Rightarrow r_n = w$$

$$S \triangleq \gamma_0 \Leftarrow \dots \gamma_{i-1} \Leftarrow \gamma_i \Leftarrow \gamma_{r+1} \Leftarrow \dots \Leftarrow r_n = w$$

自底向上语法分析器为输入构造**反向推导**

LR 语法分析器

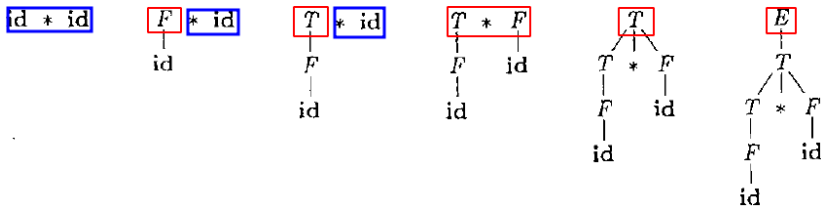
L : 从左向右 (Left-to-right) 扫描输入

R : 构建反向 (Reverse) 最右推导

“反向最右推导”与“从左到右扫描”相一致

LR 语法分析器的状态

在任意时刻, 语法分析树的**上边缘**与**剩余的输入**构成当前句型



$$E \Leftarrow T \Leftarrow T * F \Leftarrow T * id \Leftarrow F * id \Leftarrow id * id$$

LR 语法分析器使用**栈**存储语法分析树的**上边缘**

它包含了语法分析器目前所知的所有信息

板书演示“栈”上操作

$$(1) E \rightarrow E + T$$

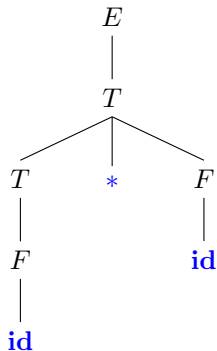
$$(2) E \rightarrow T$$

$$(3) T \rightarrow T * F$$

$$(4) T \rightarrow F$$

$$(5) F \rightarrow (E)$$

$$(6) F \rightarrow \mathbf{id}$$



$w = \mathbf{id} * \mathbf{id}$

两大操作: **移入输入符号** 与 **按产生式归约**

直到栈中仅剩开始符号 S , 且输入已结束, 则成功停止

基于栈的 LR 语法分析器

Q_1 : 何时归约? (何时移入?)

Q_2 : 按哪条产生式进行归约?

基于栈的 LR 语法分析器

(1) $E \rightarrow E + T$

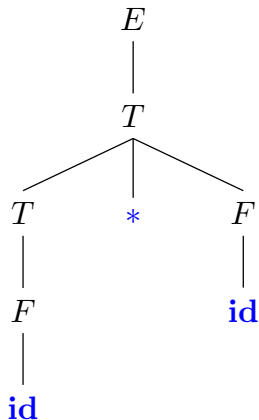
(2) $E \rightarrow T$

(3) $T \rightarrow T * F$

(4) $T \rightarrow F$

(5) $F \rightarrow (E)$

(6) $F \rightarrow \text{id}$



为什么第二个 F 以 $T * F$ 整体被归约为 T ?

这与栈的当前状态 “ $T * F$ ” 相关

LR 分析表指导 LR 语法分析器

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

在当前状态 (编号)下, 面对当前文法符号时, 该采取什么动作

ACTION 表指明动作, GOTO 表仅用于归约时的状态转换

状态	ACTION					GOTO			
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

<i>sn</i>	移入输入符号, 并进入状态 <i>n</i>
<i>rk</i>	使用 <i>k</i> 号产生式进行归约
<i>gn</i>	转换到状态 <i>n</i>
<i>acc</i>	成功接受, 结束
空白	错误

再次板书演示“栈”上操作: 移入与归约

(1) $E \rightarrow E + T$

(2) $E \rightarrow T$

(3) $T \rightarrow T * F$

(4) $T \rightarrow F$

(5) $F \rightarrow (E)$

(6) $F \rightarrow \text{id}$

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

$w = \text{id} * \text{id}\$$

栈中存储语法分析器的状态(编号), “编码”了语法分析树的上边缘

```

1: procedure LR()
2:   PUSH( $S, s_0$ )                                ▷ 或 PUSH( $S, \$_{s_0}$ )
3:   token  $\leftarrow$  NEXT-TOKEN()
4:   while (1) do
5:      $s \leftarrow$  TOP( $S$ )
6:     if ACTION[ $s, \text{token}$ ] =  $s_i$  then                ▷ 移入
7:       PUSH( $S, i$ )                                ▷ 或 PUSH( $S, \text{token}_{s_i}$ )
8:       token  $\leftarrow$  NEXT-TOKEN()
9:     else if ACTION[ $s, \text{token}$ ] =  $r_j$  then            ▷ 归约;  $j : A \rightarrow \alpha$ 
10:       $|\alpha|$  次 POP( $S$ )
11:       $s \leftarrow$  TOP( $S$ )
12:      PUSH( $S, \text{GOTO}[s, A]$ ) ▷ 转换状态; 或 PUSH( $S, A_{\text{GOTO}[s, A]}$ )
13:    else if ACTION[ $s, \text{token}$ ] =  $acc$  then            ▷ 接受
14:      break
15:    else
16:      ERROR(...)

```

行号	栈	符号	输入	动作
(1)	0	\$	id * id \$	移入到 5
(2)	0 5	\$ id	* id \$	按照 $F \rightarrow id$ 归约
(3)	0 3	\$ F	* id \$	按照 $T \rightarrow F$ 归约
(4)	0 2	\$ T	* id \$	移入到 7
(5)	0 2 7	\$ T *	id \$	移入到 5
(6)	0 2 7 5	\$ T * id	\$	按照 $F \rightarrow id$ 归约
(7)	0 2 7 10	\$ T * F	\$	按照 $T \rightarrow T * F$ 归约
(8)	0 2	\$ T	\$	按照 $E \rightarrow T$ 归约
(9)	0 1	\$ E	\$	接受

$w = \text{id} * \text{id}$ 的分析过程

如何构造 LR 分析表?

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

在当前状态 (编号)下, 面对当前文法符号时, 该采取什么动作

状态是什么？如何跟踪状态？

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

状态是语法分析树的上边缘, 存储在栈中

可以用**自动机**跟踪状态变化 (自动机中的路径 \Leftrightarrow 栈中符号/状态编号)

何时归约？使用哪条产生式进行归约？

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

必要条件: 当前状态中, 已观察到某个产生式的完整右部

对于 LR 文法, 这是当前**唯一**的选择

何时归约？使用哪条产生式进行归约？

Definition (句柄 (Handle))

在输入串的 (唯一) 反向最右推导中, **如果** 下一步是逆用产生式 $A \rightarrow \alpha$ 将 α 归约为 A , 则称 α 是**当前句型的句柄**。

最右句型	句柄	归约用的产生式
$\boxed{id_1} * id_2$	id_1	$F \rightarrow id$
$\boxed{F} * id_2$	F	$T \rightarrow F$
$T * \boxed{id_2}$	id_2	$F \rightarrow id$
$\boxed{T * F}$	$T * F$	$T \rightarrow T * F$
\boxed{T}	T	$E \rightarrow T$

LR 语法分析器的关键就是高效**寻找每个归约步骤所使用的句柄**。

句柄可能在哪里？

Theorem

存在一种 LR 语法分析方法, 保证句柄总是出现在栈顶。

句柄可能在哪里？

Theorem

存在一种 LR 语法分析方法，保证句柄总是出现在栈顶。

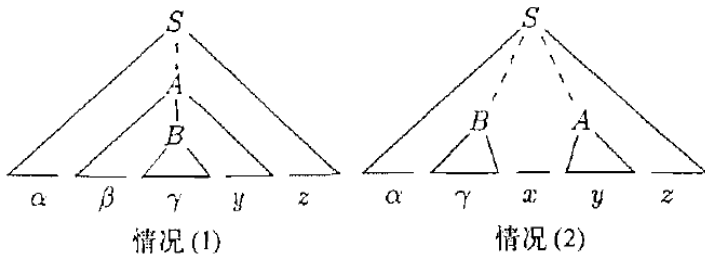


图 4-29 一个最右推导中两个连续步骤的两种情况

$$S \xrightarrow{*}_{\text{rm}} \alpha Az \xrightarrow{*}_{\text{rm}} \alpha \beta B y z \xrightarrow{*}_{\text{rm}} \alpha \beta \gamma y z \quad S \xrightarrow{*}_{\text{rm}} \alpha B x A z \xrightarrow{*}_{\text{rm}} \alpha B x y z \xrightarrow{*}_{\text{rm}} \alpha \gamma x y z$$

可以用**自动机**跟踪状态变化
(自动机中的路径 \Leftrightarrow 栈中符号/状态编号)

Theorem

存在一种 LR 语法分析方法, 保证**句柄总是出现在栈顶**。

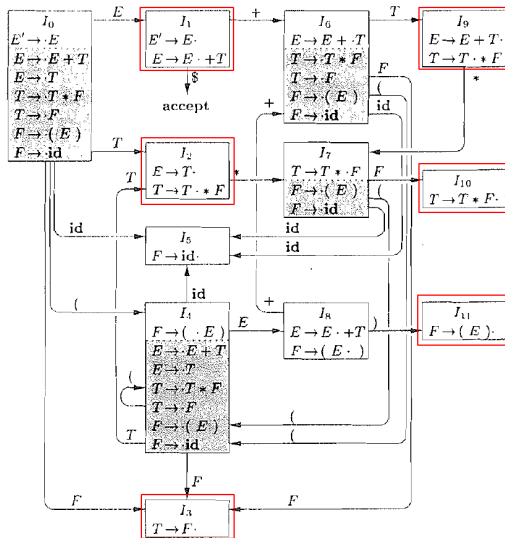
可以用**自动机**跟踪状态变化
(自动机中的路径 \Leftrightarrow 栈中符号/状态编号)

Theorem

存在一种 LR 语法分析方法, 保证**句柄总是出现在栈顶**。

希望能够在自动机的当前状态识别可能的句柄

LR(0) 句柄识别有穷状态自动机 (Handle-Finding Automaton)



状态是什么？

状态刻画了“当前观察到的**针对所有产生式的右部的前缀**”

Definition ($LR(0)$ 项 (Item))

文法 G 的一个 $LR(0)$ **项**是 G 的某个产生式加上一个位于体部的**点**。

项指明了语法分析器已经观察到了某个产生式的某个前缀

状态刻画了“当前观察到的**针对所有产生式的右部的前缀**”

Definition ($LR(0)$ 项 (Item))

文法 G 的一个 $LR(0)$ **项**是 G 的某个产生式加上一个位于体部的**点**。

项指明了语法分析器已经观察到了某个产生式的某个前缀

$$A \rightarrow XYZ$$

$$[A \rightarrow \cdot XYZ]$$

$$[A \rightarrow X \cdot YZ]$$

$$[A \rightarrow XY \cdot Z]$$

$$[A \rightarrow XYZ \cdot]$$

(产生式 $A \rightarrow \epsilon$ 只有一个项 $[A \rightarrow \cdot]$)

状态刻画了“当前观察到的**针对所有产生式的右部的前缀**”

Definition (项集)

项集就是若干**项**构成的集合。

因此, 句柄识别自动机的一个**状态**可以表示为一个**项集**

状态刻画了“当前观察到的**针对所有产生式的右部的前缀**”

Definition (项集)

项集就是若干**项**构成的集合。

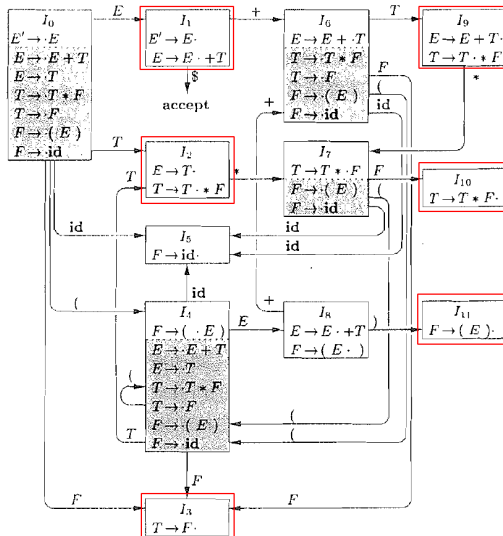
因此, 句柄识别自动机的一个**状态**可以表示为一个**项集**

Definition (项集族)

项集族就是若干**项集**构成的集合。

因此, 句柄识别自动机的**状态集**可以表示为一个**项集族**

LR(0) 句柄识别自动机



项、项集、项集族

Definition (增广文法 (Augmented Grammar))

文法 G 的**增广文法** G' 是在 G 中加入产生式 $S' \rightarrow S$ 得到的文法。

目的: 告诉语法分析器何时停止分析并接受输入符号串

当语法分析器**面对** $\$$ **且要使用** $S' \rightarrow S$ **进行归约**时, 输入符号串被接受

$LR(0)$ 句柄识别自动机



初始状态是什么？

点指示了栈顶, 左边 (与路径) 是栈中内容, 右边是期望看到的文法符号串

$$(0) E' \rightarrow E$$

$$(1) E \rightarrow E + T$$

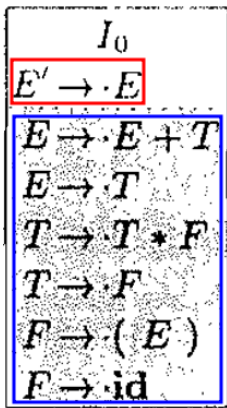
$$(2) E \rightarrow T$$

$$(3) T \rightarrow T * F$$

$$(4) T \rightarrow F$$

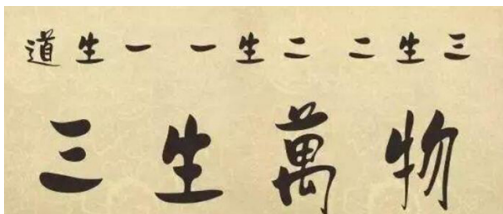
$$(5) F \rightarrow (E)$$

$$(6) F \rightarrow \text{id}$$



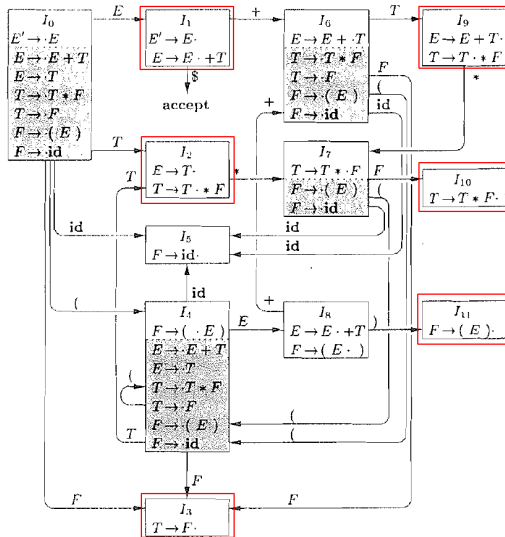
$\text{CLOSURE}(\{[E' \rightarrow \cdot E]\})$

$LR(0)$ 句柄识别自动机



状态之间如何转移？

板书演示 LR(0) 句柄识别自动机的构造过程



状态编号约定

```

SetOfItems CLOSURE( $I$ ) {
     $J = I$ ;
    repeat
        for ( $J$  中的每个项  $A \rightarrow \alpha \cdot B \beta$ )
            for ( $G$  的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$ )
                if (项  $B \rightarrow \cdot \gamma$  不在  $J$  中)
                    将  $B \rightarrow \cdot \gamma$  加入  $J$  中;
    until 在某一轮中没有新的项被加入到  $J$  中;
    return  $J$ ;
}

```

$$J = \text{GOTO}(I, X) = \text{CLOSURE}\left(\left\{[A \rightarrow \alpha X \cdot \beta] \mid [A \rightarrow \alpha \cdot X \beta] \in I\right\}\right)$$

$$(X \in N \cup T)$$

```
void items( $G'$ ) {
     $C = \{ \text{CLOSURE}(\{[S' \rightarrow \cdot S]\}) \}$ ;  初始状态
    repeat
        for ( $C$  中的每个项集  $I$ )
            for (每个文法符号  $X$ )
                if (GOTO( $I, X$ ) 非空且不在  $C$  中)
                    下一个状态 将 GOTO( $I, X$ ) 加入  $C$  中;
    until 在某一轮中没有新的项集被加入到  $C$  中;
}
```

图 4-33 规范 LR(0) 项集族的计算

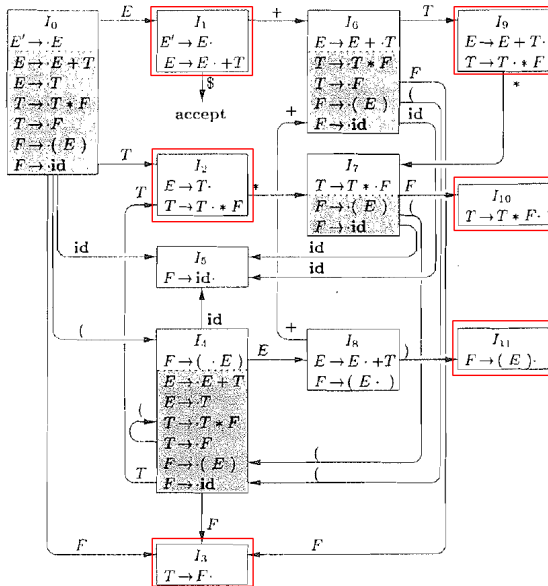
```

void items( $G'$ ) {
     $C = \{ \text{CLOSURE}(\{[S' \rightarrow \cdot S]\}) \};$  初始状态
    repeat
        for ( $C$  中的每个项集  $I$ )
            for (每个文法符号  $X$ )
                if (  $\text{GOTO}(I, X)$  非空且不在  $C$  中 )
                    下一个状态 将  $\text{GOTO}(I, X)$  加入  $C$  中;
    until 在某一轮中没有新的项集被加入到  $C$  中;
}

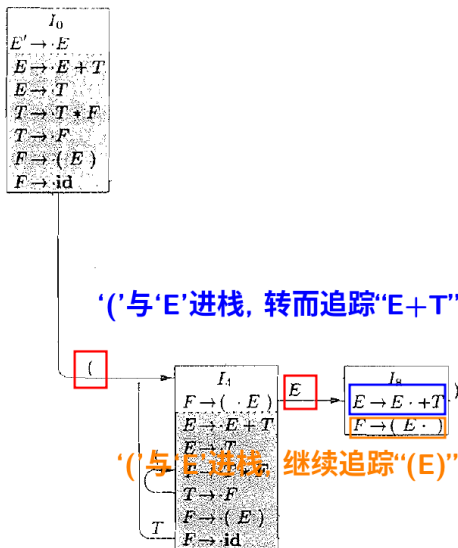
```

图 4-33 规范 LR(0) 项集族的计算

接受状态: $F = \{I \in C \mid \exists k. [k : A \rightarrow \alpha \cdot] \in I\}$

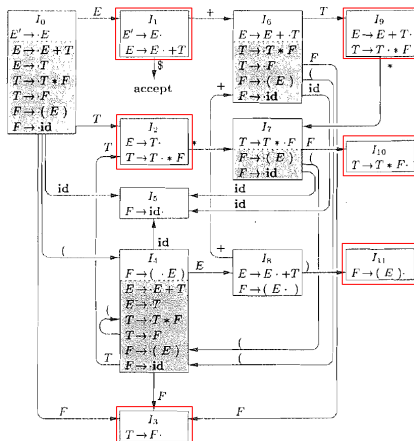


红色框中的状态为 **接受状态**



点指示了栈顶, 左边 (与路径) 是栈中内容, 右边是期望看到的文法符号串

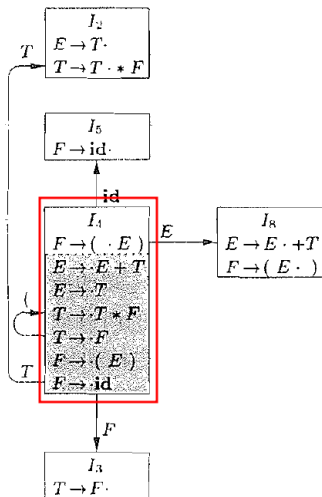
LR(0) 分析表



	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			g1	g2	g3
1		s6				acc			
2	r2	r2	s7, r2	r2	r2	r2			
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4			
4	s5			s4			g8	g2	g3
5	r6	r6	r6	r6	r6	r6			
6	s5			s4				g9	g3
7	s5			s4				g10	
8		s6				s11			
9	r1	r1	s7, r1	r1	r1	r1			
10	r3	r3	r3	r3	r3	r3			
11	r5	r5	r5	r5	r5	r5			

GOTO 函数被拆分成 ACTION 表 (针对终结符) 与 GOTO 表 (针对非终结符)

$$(1) \text{GOTO}(I_i, a) = I_j \wedge a \in T \implies \text{ACTION}[i, a] \leftarrow sj$$



	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			g1	g2	g3
1		s6				acc			
2	r2	r2	s7, r2	r2	r2	r2			
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4			
4	s5			s4			g8	g2	g3
5	r6	r6	r6	r6	r6	r6			
6	s5			s4				g9	g3
7	s5			s4					g10
8		s6				s11			
9	r1	r1	s7, r1	r1	r1	r1			
10	r3	r3	r3	r3	r3	r3			
11	r5	r5	r5	r5	r5	r5			

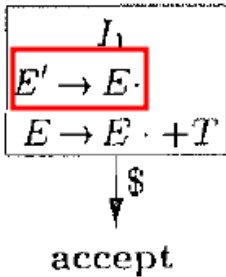
$$(2) \text{GOTO}(I_i, A) = I_j \wedge A \in N \implies \text{ACTION}[i, A] \leftarrow gj$$

I_9
$E \rightarrow T \cdot$
$T \rightarrow T \cdot * F$

I_{10}
$T \rightarrow T * F \cdot$

	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			g1	g2	g3
1		s6				acc			
2	r2	r2	s7, r2	r2	r2	r2			
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4			
4	s5			s4			g8	g2	g3
5	r6	r6	r6	r6	r6	r6			
6	s5			s4				g9	g3
7	s5			s4					g10
8		s6			s11				
9	r1	r1	s7, r1	r1	r1	r1			
10	r3	r3	r3	r3	r3	r3			
11	r5	r5	r5	r5	r5	r5			

$$(3) [k : A \rightarrow \alpha \cdot] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \forall t \in T \cup \{\$, \}. \text{ACTION}[i, t] = rk$$



	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			g1	g2	g3
1		s6				acc			
2	r2	r2	s7, r2	r2	r2	r2			
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4			
4	s5			s4			g8	g2	g3
5	r6	r6	r6	r6	r6	r6			
6	s5			s4				g9	g3
7	s5			s4					g10
8		s6				s11			
9	r1	r1	s7, r1	r1	r1	r1			
10	r3	r3	r3	r3	r3	r3			
11	r5	r5	r5	r5	r5	r5			

$$(4) [S' \rightarrow S \cdot] \in I_i \implies \text{ACTION}[i, \$] \leftarrow acc$$

LR(0) 分析表构造规则

$$(1) \text{GOTO}(I_i, a) = I_j \wedge a \in T \implies \text{ACTION}[i, a] \leftarrow sj$$

$$(2) \text{GOTO}(I_i, A) = I_j \wedge A \in N \implies \text{ACTION}[i, A] \leftarrow gj$$

$$(3) [k : A \rightarrow \alpha \cdot] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \forall t \in T \cup \{\$ \}. \text{ACTION}[i, t] = rk$$

$$(4) [S' \rightarrow S \cdot] \in I_i \implies \text{ACTION}[i, \$] \leftarrow acc$$

Definition ($LR(0)$ 文法)

如果文法 G 的 $LR(0)$ 分析表是无冲突的, 则 G 是 $LR(0)$ 文法。

	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			g1	g2	g3
1		s6				acc			
2	r2	r2	s7, r2	r2	r2	r2			
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4			
4	s5			s4			g8	g2	g3
5	r6	r6	r6	r6	r6	r6			
6	s5			s4			g9	g3	
7	s5			s4				g10	
8		s6			s11				
9	r1	r1	s7, r1	r1	r1	r1			
10	r3	r3	r3	r3	r3	r3			
11	r5	r5	r5	r5	r5	r5			

非 $LR(0)$ 分析表/文法

$LR(0)$ 分析表每一行 (状态) 所选用的归约产生式是相同的

	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			g1	g2	g3
1		s6				acc			
2	r2	r2	s7, r2	r2	r2	r2			
3	r4	r4	r4	r4	r4	r4			
4	s5			s4			g8	g2	g3
5	r6	r6	r6	r6	r6	r6			
6	s5			s4				g9	g3
7	s5			s4					g10
8		s6			s11				
9	r1	r1	s7, r1	r1	r1	r1			
10	r3	r3	r3	r3	r3	r3			
11	r5	r5	r5	r5	r5	r5			

归约时不需要向前看, 这就是“0”的含义

$LR(0)$ 语法分析器

L : 从左向右 (Left-to-right) 扫描输入

R : 构建反向 (Reverse) 最右推导

0 : 归约时无需向前看

$LR(0)$ 自动机与栈之间的互动关系

向前走 \Leftrightarrow 移入

回溯 \Leftrightarrow 归约

自动机才是本质，栈是实现方式
(用栈记住“来时的路”，以便回溯)

SLR(1) 分析表

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

归约:

(3) $[k : A \rightarrow \alpha \cdot] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \forall t \in \text{FOLLOW}(A). \text{ACTION}[i, t] = rk$

Definition ($SLR(1)$ 文法)

如果文法 G 的 $SLR(1)$ 分析表是无冲突的, 则 G 是 $SLR(1)$ 文法。

无冲突: ACTION 表中每个单元格最多只有一种动作

状态	ACTION						GOTO		
	id	+	*	()	\$	E	T	F
0	s5			s4			1	2	3
1		s6				acc			
2		r2	s7		r2	r2			
3		r4	r4		r4	r4			
4	s5			s4			8	2	3
5		r6	r6		r6	r6			
6	s5			s4				9	3
7	s5			s4					10
8		s6			s11				
9		r1	s7		r1	r1			
10		r3	r3		r3	r3			
11		r5	r5		r5	r5			

两类可能的冲突: “移入/归约”冲突、“归约/归约”冲突

非 $SLR(1)$ 文法举例

$$S \rightarrow L = R \mid R$$

$$L \rightarrow * R \mid \mathbf{id}$$

$$R \rightarrow L$$

$$\begin{aligned} I_0: \quad & S' \rightarrow \cdot S \\ & S \rightarrow \cdot L = R \\ & S \rightarrow \cdot R \\ & L \rightarrow \cdot * R \\ & L \rightarrow \cdot \mathbf{id} \\ & R \rightarrow \cdot L \end{aligned}$$

$$I_1: \quad S' \rightarrow S \cdot$$

$$\begin{aligned} I_2: \quad & S \rightarrow L \cdot = R \\ & R \rightarrow L \cdot \end{aligned}$$

$$I_3: \quad S \rightarrow R \cdot$$

$$\begin{aligned} I_4: \quad & L \rightarrow * \cdot R \\ & R \rightarrow \cdot L \\ & L \rightarrow \cdot * R \\ & L \rightarrow \cdot \mathbf{id} \end{aligned}$$

$$I_5: \quad L \rightarrow \mathbf{id} \cdot$$

$$\begin{aligned} I_6: \quad & S \rightarrow L = \cdot R \\ & R \rightarrow \cdot L \\ & L \rightarrow \cdot * R \\ & L \rightarrow \cdot \mathbf{id} \end{aligned}$$

$$I_7: \quad L \rightarrow * R \cdot$$

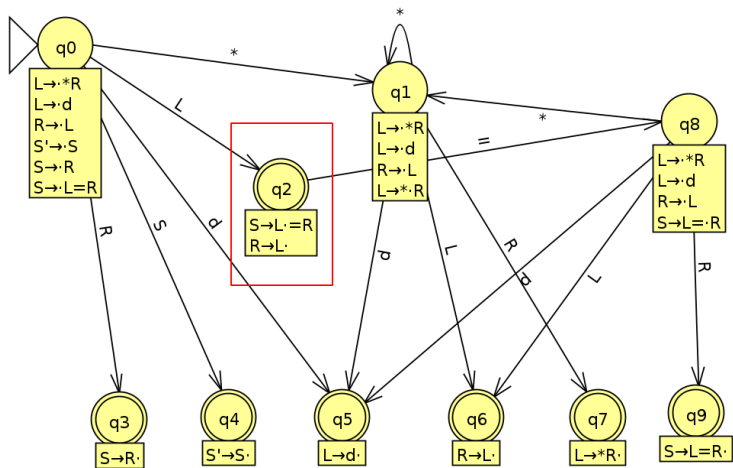
$$I_8: \quad R \rightarrow L \cdot$$

$$I_9: \quad S \rightarrow L = R \cdot$$

$$[S \rightarrow L \cdot = R] \in I_2 \implies \text{ACTION}(I_2, =) \leftarrow s6$$

$$= \in \text{FOLLOW}(R) \implies \text{ACTION}(I_2, =) \leftarrow r5$$

即使考虑了 $\epsilon \in \text{FOLLOW}(A)$, 对该文法来说仍然不够
 因为, 这仅仅说明在**某个**句型中, a 可以跟在 A 后面



该文法没有以 $R = \dots$ 开头的最右句型

希望 LR 语法分析器的每个状态能尽可能精确地
指明哪些输入符号可以跟在句柄 $A \rightarrow \alpha$ 的后面

希望 LR 语法分析器的每个状态能尽可能精确地
指明哪些输入符号可以跟在句柄 $A \rightarrow \alpha$ 的后面

在 $LR(0)$ 自动机中, 某个项集 I_j 中包含 $[A \rightarrow \alpha \cdot]$

则在之前的某个项集 I_i 中包含 $[B \rightarrow \beta \cdot A \gamma]$

这表明只有 $a \in \text{FIRST}(\gamma)$ 时, 才可以进行 $A \rightarrow \alpha$ 归约

希望 LR 语法分析器的每个状态能尽可能精确地
指明哪些输入符号可以跟在句柄 $A \rightarrow \alpha$ 的后面

在 $LR(0)$ 自动机中, 某个项集 I_j 中包含 $[A \rightarrow \alpha \cdot]$

则在之前的某个项集 I_i 中包含 $[B \rightarrow \beta \cdot A \gamma]$

这表明只有 $a \in \text{FIRST}(\gamma)$ 时, 才可以进行 $A \rightarrow \alpha$ 归约

但是, 对 I_i 求闭包时, 仅得到 $[A \rightarrow \cdot \alpha]$, 丢失了 $\text{FIRST}(\gamma)$ 信息

Definition ($LR(1)$ 项 (Item))

$$[A \rightarrow \alpha \cdot \beta, a] \quad (a \in T \cup \{\$\})$$

此处, a 是向前看符号, 数量为 1.

Definition ($LR(1)$ 项 (Item))

$$[A \rightarrow \alpha \cdot \beta, a] \quad (a \in T \cup \{\$\})$$

此处, a 是向前看符号, 数量为 1.

思想: α 在栈顶, 且输入中开头的是可以从 βa 推导出的符号串

LR(1)句柄识别自动机

$$[A \rightarrow \alpha \cdot B\beta, a] \in I \quad (a \in T \cup \{\$\})$$

```
SetOfItems CLOSURE(I) {  
    repeat  
        for ( I 中的每个项  $[A \rightarrow \alpha \cdot B\beta, a]$  )  
            for (  $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$  )  
                for ( FIRST( $\beta a$ ) 中的每个终结符号  $b$  )  
                    将  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加入到集合  $I$  中;  
    until 不能向  $I$  中加入更多的项;  
    return  $I$ ;  
}
```

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

$LR(1)$ 句柄识别自动机

```
SetOfItems GOTO( $I, X$ ) {  
    将  $J$  初始化为空集;  
    for ( $I$  中的每个项  $[A \rightarrow \alpha \cdot X \beta, a]$ )  
        将项  $[A \rightarrow \alpha X \cdot \beta, a]$  加入到集合  $J$  中;  
    return CLOSURE( $J$ );  
}
```

$$J = \text{GOTO}(I, X) = \text{CLOSURE}\left(\left\{[A \rightarrow \alpha X \cdot \beta] \mid [A \rightarrow \alpha \cdot X \beta] \in I\right\}\right)$$
$$(X \in N \cup T)$$

$LR(1)$ 句柄识别自动机

```
void items( $G'$ ) {  
    将  $C$  初始化为  $\{ \text{CLOSURE}([S' \rightarrow \cdot S, \$]) \}$   
    repeat  
        for (  $C$  中的每个项集  $I$  )  
            for ( 每个文法符号  $X$  )  
                if (  $\text{GOTO}(I, X)$  非空且不在  $C$  中 )  
                    将  $\text{GOTO}(I, X)$  加入  $C$  中;  
    until 不再有新的项集加入到  $C$  中;  
}
```

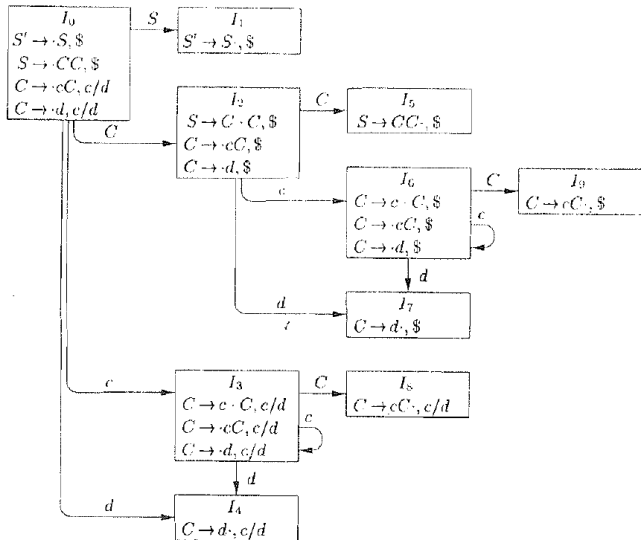
初始状态: $\text{CLOSURE}([S' \rightarrow \cdot S, \$])$

板书演示: $LR(1)$ 自动机的构造过程

$S' \rightarrow S$

$S \rightarrow C C$

$C \rightarrow c C \mid d$



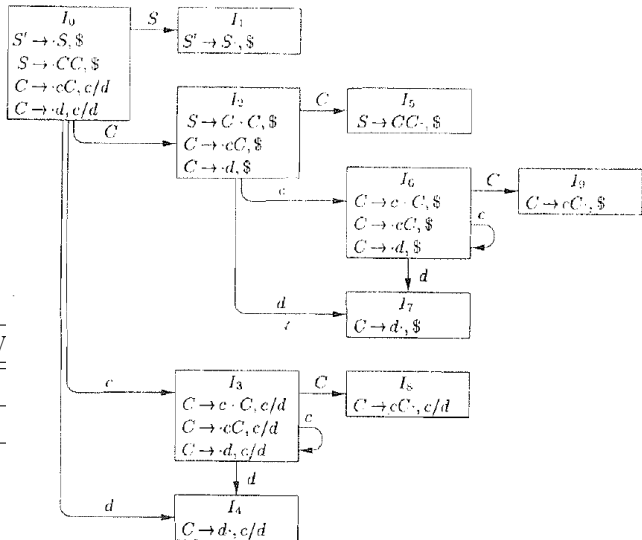
板书演示: LR(1) 自动机的构造过程

$$S' \rightarrow S$$

$$S \rightarrow C C$$

$$C \rightarrow c C \mid d$$

	FIRST	FOLLOW
S	$\{c, d\}$	$\$$
C	$\{c, d\}$	$\{c, d, \$\}$



LR(1) 分析表构造规则

$$(1) \text{ GOTO}(I_i, a) = I_j \wedge a \in T \implies \text{ACTION}[i, a] \leftarrow sj$$

$$(2) \text{ GOTO}(I_i, A) = I_j \wedge A \in T \implies \text{ACTION}[i, A] \leftarrow gj$$

$$(3) [k : A \rightarrow \alpha \cdot, a] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \text{ACTION}[i, a] = rk$$

$$(4) [S' \rightarrow S \cdot, \$] \in I_i \implies \text{ACTION}[i, \$] \leftarrow acc$$

LR(1) 分析表构造规则

$$(1) \text{GOTO}(I_i, a) = I_j \wedge a \in T \implies \text{ACTION}[i, a] \leftarrow sj$$

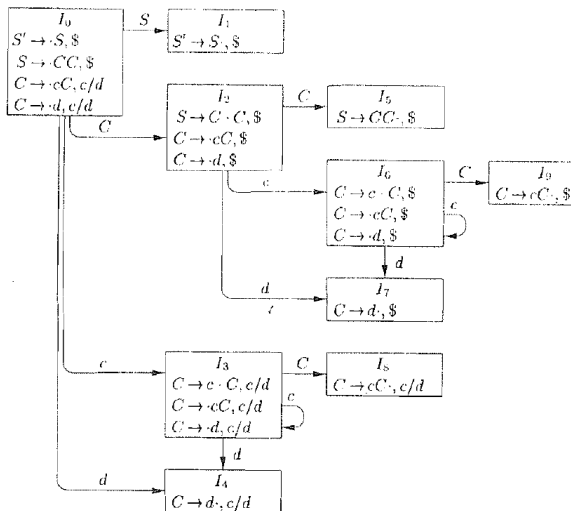
$$(2) \text{GOTO}(I_i, A) = I_j \wedge A \in T \implies \text{ACTION}[i, A] \leftarrow gj$$

$$(3) [k : A \rightarrow \alpha \cdot, a] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \text{ACTION}[i, a] = rk$$

$$(4) [S' \rightarrow S \cdot, \$] \in I_i \implies \text{ACTION}[i, \$] \leftarrow acc$$

Definition (LR(1) 文法)

如果文法 G 的 LR(1) 分析表是无冲突的, 则 G 是 LR(1) 文法。



状态	ACTION			GOTO	
	c	d	\$	S	C
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

LR(1) 通过**不同的向前看符号**, 区分了状态对 (3,6), (4,7) 与 (8,9)

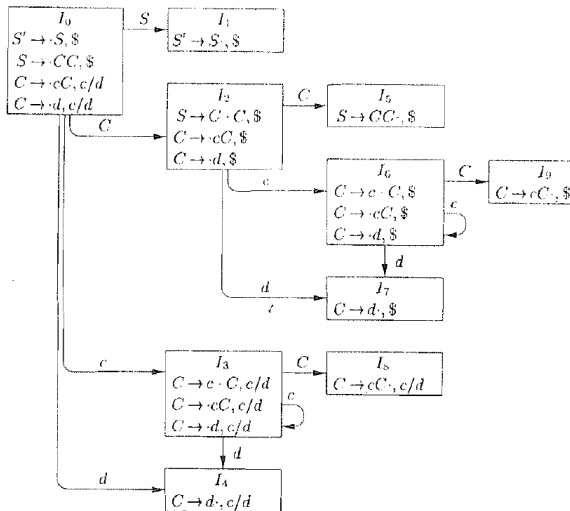
总结: $LR(0)$ 、 $SLR(1)$ 、 $LR(1)$ 的归约条件

$$[k : A \rightarrow \alpha \cdot] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \forall t \in T \cup \{\$ \}. \text{ACTION}[i, t] = rk$$

$$[k : A \rightarrow \alpha \cdot] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \forall t \in \text{FOLLOW}(A). \text{ACTION}[i, t] = rk$$

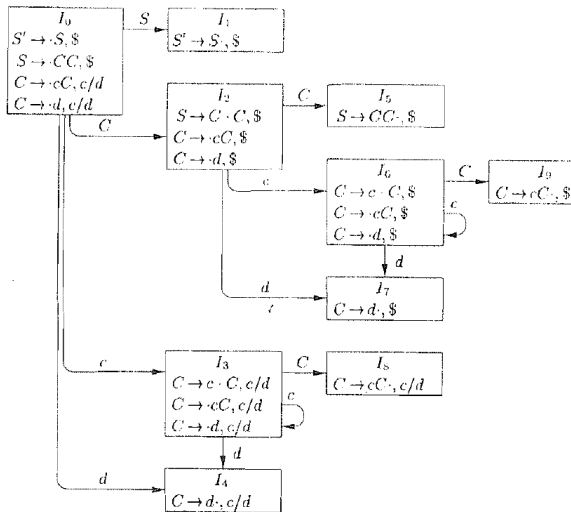
$$[k : A \rightarrow \alpha \cdot, a] \in I_i \wedge A \neq S' \implies \text{ACTION}[i, a] = rk$$

$LR(1)$ 虽然强大, 但是生成的 $LR(1)$ 分析表可能过大, 状态过多



状态	ACTION			GOTO	
	c	d	$\$$	S	C
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

$LR(1)$ 虽然强大, 但是生成的 $LR(1)$ 分析表可能过大, 状态过多



状态	ACTION			GOTO	
	c	d	\$	S	C
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

LALR(1): 合并具有相同**核心** $LR(0)$ 项的状态 (忽略不同的向前看符号)

状态	ACTION			GOTO	
	<i>c</i>	<i>d</i>	\$	<i>S</i>	<i>C</i>
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

状态	ACTION			GOTO	
	<i>c</i>	<i>d</i>	\$	<i>S</i>	<i>C</i>
0	s36	s47		1	2
1			acc		
2	s36	s47			5
36	s36	s47			89
47	r3	r3	r3		
5			r1		
89	r2	r2	r2		

状态	ACTION			GOTO	
	c	d	\$	S	C
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

状态	ACTION			GOTO	
	c	d	\$	S	C
0	s36	s47		1	2
1			acc		
2	s36	s47			5
36	s36	s47			89
47	r3	r3	r3		
5			r1		
89	r2	r2	r2		

Q : GOTO 函数怎么办?

状态	ACTION			GOTO	
	c	d	\$	S	C
0	s3	s4		1	2
1			acc		
2	s6	s7			5
3	s3	s4			8
4	r3	r3			
5			r1		
6	s6	s7			9
7			r3		
8	r2	r2			
9			r2		

状态	ACTION			GOTO	
	c	d	\$	S	C
0	s36	s47		1	2
1			acc		
2	s36	s47			5
36	s36	s47			89
47	r3	r3	r3		
5			r1		
89	r2	r2	r2		

Q: GOTO 函数怎么办?

A: 可以合并的状态的 GOTO 目标 (状态) 一定也是可以合并的

Q : 对于 $LR(1)$ 文法, 合并得到的 $LALR(1)$ 分析表是否会引入冲突?

Q : 对于 $LR(1)$ 文法, 合并得到的 $LALR(1)$ 分析表是否会引入冲突?

Theorem

$LALR(1)$ 分析表**不会**引入移入/归约冲突。

Q : 对于 $LR(1)$ 文法, 合并得到的 $LALR(1)$ 分析表是否会引入冲突?

Theorem

$LALR(1)$ 分析表**不会**引入移入/归约冲突。

反证法

假设合并后出现 $[A \rightarrow \alpha \cdot, a]$ 与 $[B \rightarrow \beta \cdot a \gamma, b]$

则在 $LR(1)$ 自动机中,
存在某状态同时包含 $[A \rightarrow \alpha \cdot, a]$ 与 $[B \rightarrow \beta \cdot a \gamma, c]$

Q : 对于 $LR(1)$ 文法, 合并得到的 $LALR(1)$ 分析表是否会引入冲突?

Theorem

$LALR(1)$ 分析表可能会引入归约/归约冲突。

Q : 对于 $LR(1)$ 文法, 合并得到的 $LALR(1)$ 分析表是否会引入冲突?

Theorem

$LALR(1)$ 分析表**可能会**引入归约/归约冲突。

$$L(G) = \{acd, ace, bcd, bce\}$$

$$S' \rightarrow S$$

$$S \rightarrow a A d \mid b B d \mid a B e \mid b A e$$

$$A \rightarrow c$$

$$B \rightarrow c$$

Q: 对于 $LR(1)$ 文法, 合并得到的 $LALR(1)$ 分析表是否会引入冲突?

Theorem

$LALR(1)$ 分析表**可能会**引入归约/归约冲突。

$$L(G) = \{acd, ace, bcd, bce\}$$

$$S' \rightarrow S$$

$$S \rightarrow a A d \mid b B d \mid a B e \mid b A e$$

$$A \rightarrow c$$

$$B \rightarrow c$$

$$\{[A \rightarrow c \cdot, d], [B \rightarrow c \cdot, e]\}$$

$$\{[A \rightarrow c \cdot, e], [B \rightarrow c \cdot, d]\}$$

$$\{[A \rightarrow c \cdot, d/e], [B \rightarrow c \cdot, d/e]\}$$

好消息: 善用 LR 语法分析器, 处理**二义性**文法



表达式文法

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

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

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

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

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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

表达式文法: 使用 $SLR(1)$ 语法分析方法

$$E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid \text{id}$$

$$\{+, *\} \subseteq \text{FOLLOW}(E)$$

$I_0:$	$E' \rightarrow \cdot E$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$	$I_5:$	$E \rightarrow E * \cdot E$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$
$I_1:$	$E' \rightarrow E \cdot$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$	$I_6:$	$E \rightarrow (E \cdot)$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$
$I_2:$	$E \rightarrow (\cdot E)$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$	$I_7:$	$E \rightarrow E + \cdot E$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$
$I_3:$	$E \rightarrow \text{id} \cdot$	$I_8:$	$E \rightarrow E * \cdot E$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$
$I_4:$	$E \rightarrow E + \cdot E$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$	$I_9:$	$E \rightarrow (E) \cdot$

表达式文法: 使用 $SLR(1)$ 语法分析方法

$$E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid \text{id}$$

$I_0: E' \rightarrow \cdot E$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$	$I_5: E \rightarrow E * \cdot E$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$
$I_1: E' \rightarrow E \cdot$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$	$I_6: E \rightarrow (E \cdot)$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$
$I_2: E \rightarrow (\cdot E)$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$	$I_7: E \rightarrow E + \cdot E$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$
$I_3: E \rightarrow \text{id} \cdot$	$I_8: E \rightarrow E * \cdot E$ $E \rightarrow E \cdot + E$ $E \rightarrow E \cdot * E$
$I_4: E \rightarrow E + \cdot E$ $E \rightarrow \cdot E + E$ $E \rightarrow \cdot E * E$ $E \rightarrow \cdot (E)$ $E \rightarrow \cdot \text{id}$	$I_9: E \rightarrow (E \cdot)$

$$\{+, *\} \subseteq \text{FOLLOW}(E)$$

考虑到**结合性与优先级**:

状态	ACTION						GOTO
	id	+	*	()	\$	
0	s3			s2			1
1		s4	s5			acc	
2	s3			s2			6
3		r4	r4		r4	r4	
4	s3			s2			7
5	s3			s2			8
6		s4	s5		s9		
7		r1	s5		r1	r1	
8		r2	r2		r2	r2	
9		r3	r3		r3	r3	

条件语句文法

$stmt \rightarrow$ if $expr$ then $stmt$
| if $expr$ then $stmt$ else $stmt$
| other

$S' \rightarrow S$

$S \rightarrow i S e S \mid i S \mid a$

条件语句文法: 使用 $SLR(1)$ 语法分析方法

$$S' \rightarrow S$$

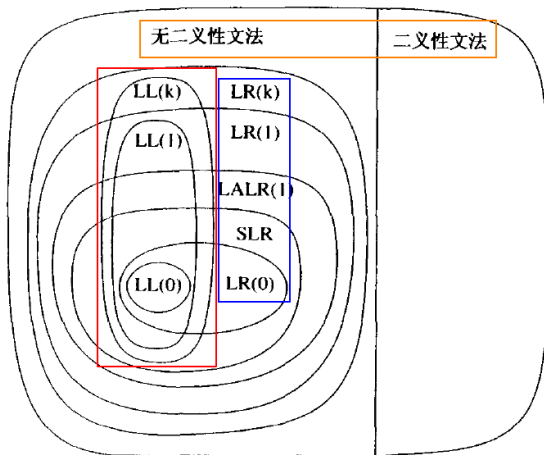
$$S \rightarrow i S e S \mid i S \mid a$$

$I_0:$	$S' \rightarrow \cdot S$ $S \rightarrow \cdot i S e S$ $S \rightarrow \cdot i S$ $S \rightarrow \cdot a$	$I_3:$	$S \rightarrow e \cdot$
$I_1:$	$S' \rightarrow S \cdot$	$I_4:$	$S \rightarrow i S \cdot e S$ $S \rightarrow i S \cdot$
$I_2:$	$S \rightarrow i \cdot S e S$ $S \rightarrow i \cdot S$ $S \rightarrow i S e \cdot S$ $S \rightarrow i S \cdot$ $S \rightarrow i S e S \cdot$	$I_5:$	$S \rightarrow i S e \cdot S$ $S \rightarrow i S e S \cdot$ $S \rightarrow i S \cdot$ $S \rightarrow \cdot a$
		$I_6:$	$S \rightarrow i S e S \cdot$

状态	ACTION				GOTO
	i	e	a	$\$$	S
0	s2		s3		1
1				acc	
2	s2		s3		4
3		r3		r3	
4		s5		r2	
5	s2		s3		6
6		r1		r1	

$$e \in \text{FOLLOW}(S)$$

$$\text{ACTION}[4, e] = s5$$



Thank
You!



Office 926

hfwei@nju.edu.cn