



中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

语法分析 II

《编译原理和技术》

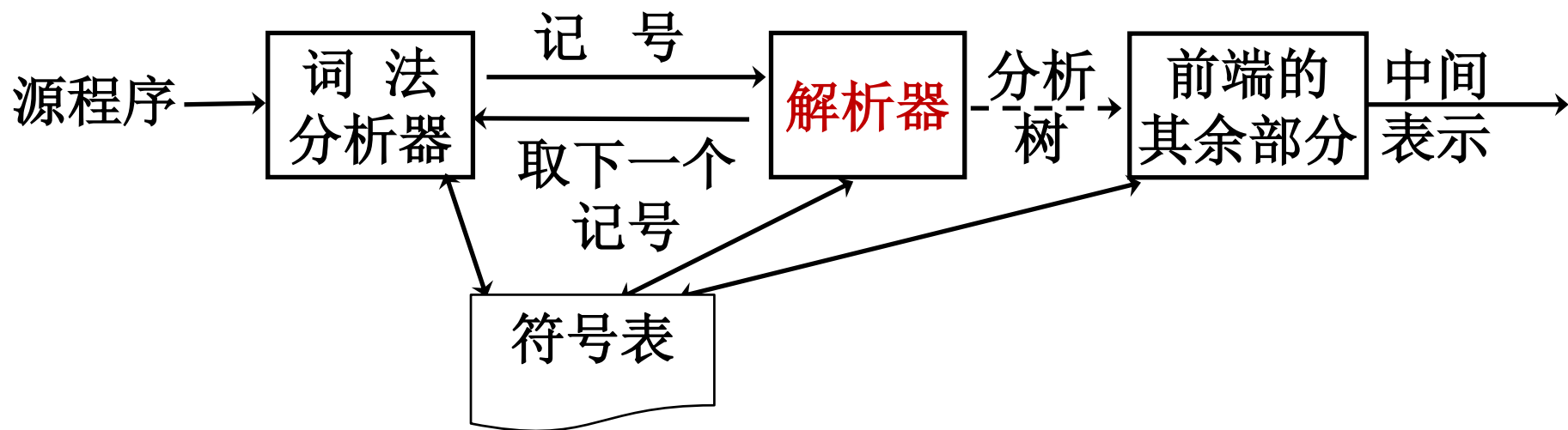
张昱

0551-63603804, yuzhang@ustc.edu.cn

中国科学技术大学
计算机科学与技术学院



本章内容



- 语法的形式描述：上下文无关文法
- 语法分析：自上而下、自下而上
- 语法分析器(parser、syntax analyzer)的自动生成
 - LL(k)、LL(*)、SLR、LR(k)、LALR



语法分析的主要方法

□ 自上而下 (top-down)

- 从开始符号出发，为输入串寻找最左推导
- 即便消除左递归、提取左公因子，仍然存在一些程序语言，它们对应的文法不是LL(1)

□ 自下而上 (bottom-up)

- 针对输入串，尝试根据产生式规则归约(reduce, 将与产生式右部匹配的串归约为左部符号)，直至归约到开始符号
- 比top-down方法更一般化



3.3 自上而下分析

- 自上而下分析、左递归及消除、提左因子
- LL(1)文法和递归下降的预测分析器
- 非递归的预测分析器（预测分析表）
- 错误恢复



3.3 自上而下分析

- 自上而下分析、左递归及消除、提左因子
- LL(1)文法和递归下降的预测分析器
- 非递归的预测分析器（预测分析表）
- 错误恢复



自上而下分析的一般方法

□ 自上而下top-down分析

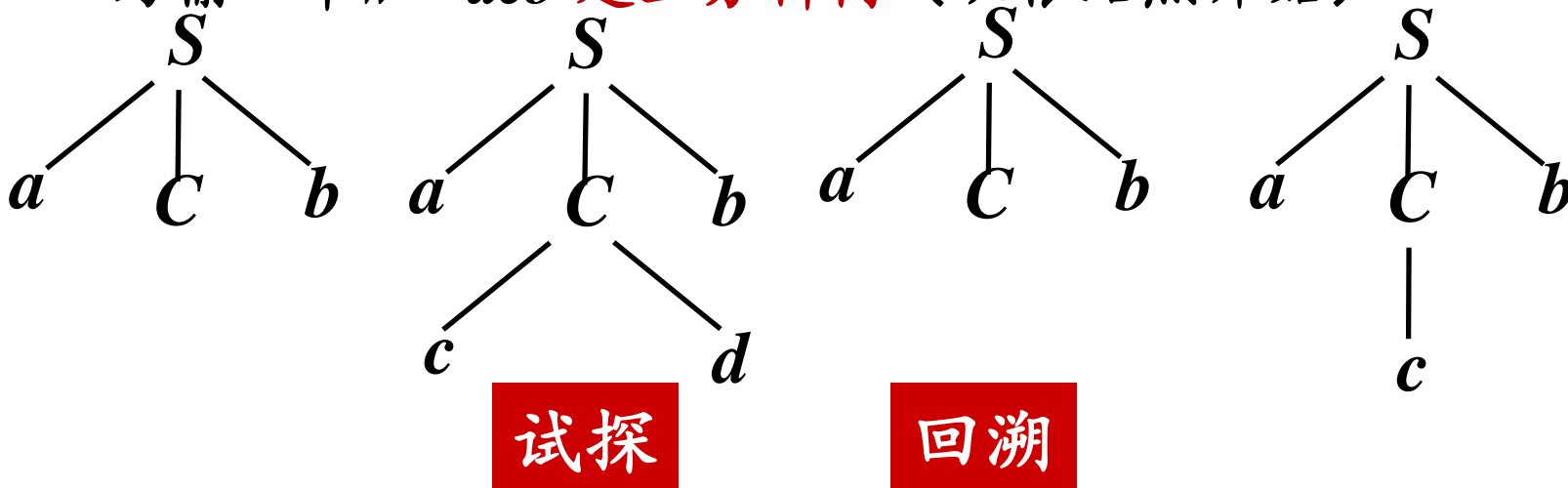
从开始符号出发，为输入串寻找**最左推导**

试探 产生式的选择 – 失败**回溯**(效率低，代价高)

■ ANTLR: 引入带谓词的DFA使回溯不重新分析输入串

例 文法 $S \rightarrow aCb$ $C \rightarrow cd / c$

为输入串 $w = acb$ **建立分析树** (从根结点开始)





自上而下分析：左递归

□ 文法左递归

$$A \Rightarrow^+ A \alpha$$

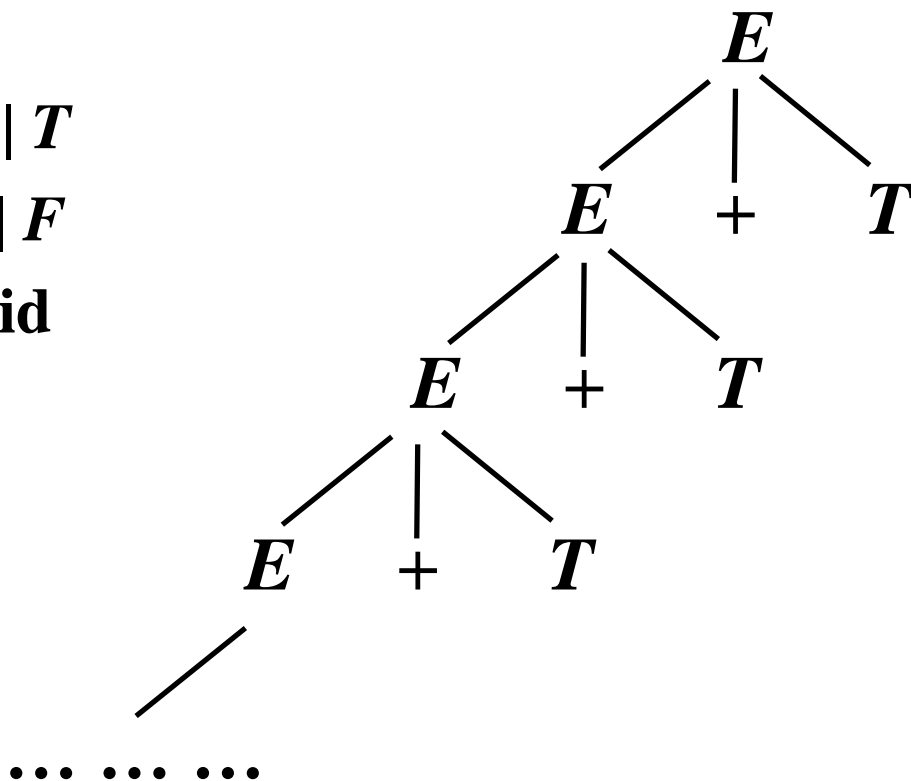
□ 自上而下的分析不能处理左递归文法

算术表达文法

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

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

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



← 分析树



消除左递归(Eliminating left recursion)

□ 文法左递归

$$A \Rightarrow^+ A \alpha$$

□ 直接左递归 (immediate left recursion)

$$A \rightarrow A \alpha \mid \beta, \text{ 其中 } \beta \text{ 不以 } A \text{ 开头}$$

■ 由A推出的串的特点

$$\beta \alpha \dots \alpha$$

□ 消除直接左递归

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

$$A \rightarrow \beta A'$$

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



消除左递归

例 算术表达文法

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

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

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

$$(T + T \dots + T)$$

$$(F * F \dots * F)$$

消除左递归后文法

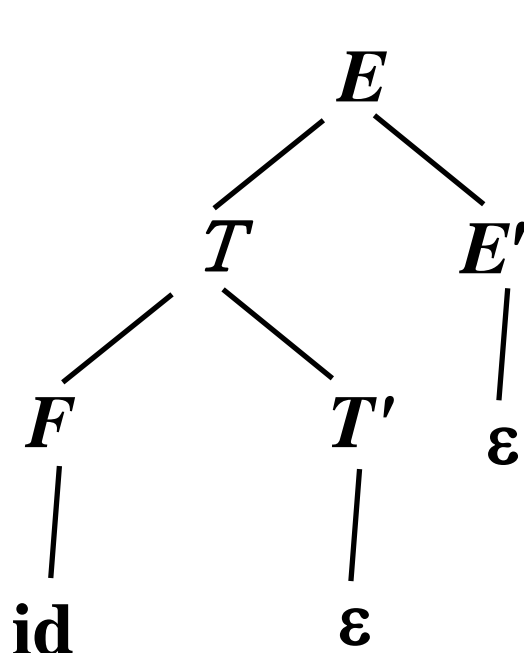
$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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



自上而下识别
id的分析树



消除非直接左递归

□ 间接左递归

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow Sd \mid \varepsilon$$

□ 先变换成直接左递归

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow Aad \mid bd \mid \varepsilon$$

□ 再消除左递归

$$S \rightarrow Aa \mid b$$

$$A \rightarrow bd A' \mid A'$$

$$A' \rightarrow adA' \mid \varepsilon$$

□ 隐藏左递归

$$A \rightarrow \textcolor{red}{B}A$$

$$\textcolor{red}{B} \rightarrow \varepsilon$$



提左因子(left factoring)

- 有左因子的(left -factored)文法: $A \rightarrow \alpha\beta_1 / \alpha\beta_2$
 - 自上而下分析时, 不清楚应该用 A 的哪个选择来代换
- 提左因子

$$A \rightarrow \alpha A'$$

$$A' \rightarrow \beta_1 / \beta_2$$

例 悬空 $else$ 的文法

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

提左因子

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



3.3 自上而下分析

- 自上而下分析、左递归及消除、提左因子
- LL(1)文法和递归下降的预测分析器
- 非递归的预测分析器（预测分析表）
- 错误恢复



LL(1)文法

L-scanning from left to right; **L**- leftmost derivation

□ 对文法加什么样的限制可以保证没有回溯?

□ 先定义两个和文法有关的函数

■ $\text{FIRST}(\alpha) = \{a \mid \alpha \Rightarrow^* a..., a \in V_T\}$ ← 文法符号串 α 推出的串中首终结符集合
特别地, $\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$ 时, 规定 $\varepsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$

■ $\text{FOLLOW}(A) = \{a \mid S \Rightarrow^* ...Aa..., a \in V_T\}$

如果 A 是某个句型的最右符号, 那么 $\$$ 属于 $\text{FOLLOW}(A)$

↑ 在句型中紧跟在 A 之后的终结符或 $\$$ 组成的集合

$\$$ 表示输入记号串的结束标志, S 是开始符号



LL(1)文法: FIRST(X)

□ 计算FIRST(X), $X \in V_T \cup V_N$

■ $X \in V_T$, FIRST(X) = $\{X\}$

■ $X \in V_N$ 且 $X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$

如果 $a \in \text{FIRST}(Y_i)$ 且 ε 在 $\text{FIRST}(Y_1), \dots, \text{FIRST}(Y_{i-1})$ 中, 则将 a 加入到 FIRST(X)

如果 ε 在 $\text{FIRST}(Y_1), \dots, \text{FIRST}(Y_k)$ 中, 则将 ε 加入到 FIRST(X)

■ $X \in V_N$ 且 $X \rightarrow \varepsilon$, 则将 ε 加入到 FIRST(X)

FIRST集合只包含终结符和 ε



LL(1)文法: FIRST, FOLLOW

- 计算 $\text{FIRST}(X_1 X_2 \dots X_n)$, $X_i \in V_T \cup V_N$, 它包含
 - $\text{FIRST}(X_1)$ 中所有的非 ε 符号
 - $\text{FIRST}(X_i)$ 中所有的非 ε 符号, 如果 ε 在 $\text{FIRST}(X_1), \dots, \text{FIRST}(X_{i-1})$ 中
 - ε , 如果 ε 在 $\text{FIRST}(X_1), \dots, \text{FIRST}(X_n)$ 中

- 计算 $\text{FOLLOW}(A)$, $A \in V_N$
 - $\$$ 加入到 $\text{FOLLOW}(S)$ 中
 - 如果 $A \rightarrow \alpha B \beta$, 则 $\text{FIRST}(\beta)$ 加入到 $\text{FOLLOW}(B)$
 - 如果 $A \rightarrow \alpha B$ 或 $A \rightarrow \alpha B \beta$ 且 $\varepsilon \in \text{FIRST}(\beta)$, 则 $\text{FOLLOW}(A)$ 的所有符号加入到 $\text{FOLLOW}(B)$



LL(1)文法

□ LL(1)文法的定义

任何两个产生式 $A \rightarrow \alpha / \beta$ 都满足下列条件:

■ $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FIRST}(\beta) = \emptyset$

■ 若 $\beta \Rightarrow^* \varepsilon$, 那么 $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FOLLOW}(A) = \emptyset$

例 对于下面文法, 面临 $a\dots$ 时, 第2步推导不知用 A 的哪个产生式选择

$$S \rightarrow A B$$

$$A \rightarrow a b \mid \varepsilon \quad a \in \text{FIRST}(ab) \cap \text{FOLLOW}(A)$$

$$B \rightarrow a C$$

$$C \rightarrow \dots$$



LL(1)文法

□ LL(1)文法的定义

任何两个产生式 $A \rightarrow \alpha / \beta$ 都满足下列条件:

- $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FIRST}(\beta) = \emptyset$
- 若 $\beta \Rightarrow^* \varepsilon$, 那么 $\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FOLLOW}(A) = \emptyset$

□ LL(1)文法有一些明显的性质

- 没有公共左因子
- 不是二义的
- 不含左递归



表达式文法：无左递归的

例

$$E \rightarrow TE'$$

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

$$T \rightarrow FT'$$

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

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

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

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

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

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

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

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



预测分析器

□ 递归下降(recursive-descent)的预测分析

- 为每一个非终结符写一个分析过程
- 这些过程可能是递归的

例

type \rightarrow *simple*

| \uparrow id

| array [*simple*] of *type*

simple \rightarrow integer

| char

| num dotdot num



递归下降的预测分析器

type \rightarrow *simple* | \uparrow *id* | array [*simple*] of *type*
simple \rightarrow integer | char | num dotdot num

```
void match (terminal t) {  
    if (lookahead == t) lookahead = nextToken();  
    else error();  
}  
  
void type() {  
    if ( (lookahead == integer) || (lookahead == char) || (lookahead == num) )  
        simple();  
    else if ( lookahead == '↑' ) { match('↑'); match(id); }  
    else if (lookahead == array) {  
        match(array); match( '[' ); simple();  
        match( ']' ); match(of); type();  
    }  
    else error();  
}
```



递归下降的预测分析器

type \rightarrow *simple* | \uparrow id | array [*simple*] of *type*
simple \rightarrow integer | char | num dotdot num

```
void simple() {  
    if ( lookahead == integer) match(integer);  
    else if (lookahead == char) match(char);  
    else if (lookahead == num) {  
        match(num); match(dotdot); match(num);  
    }  
    else error();  
}
```



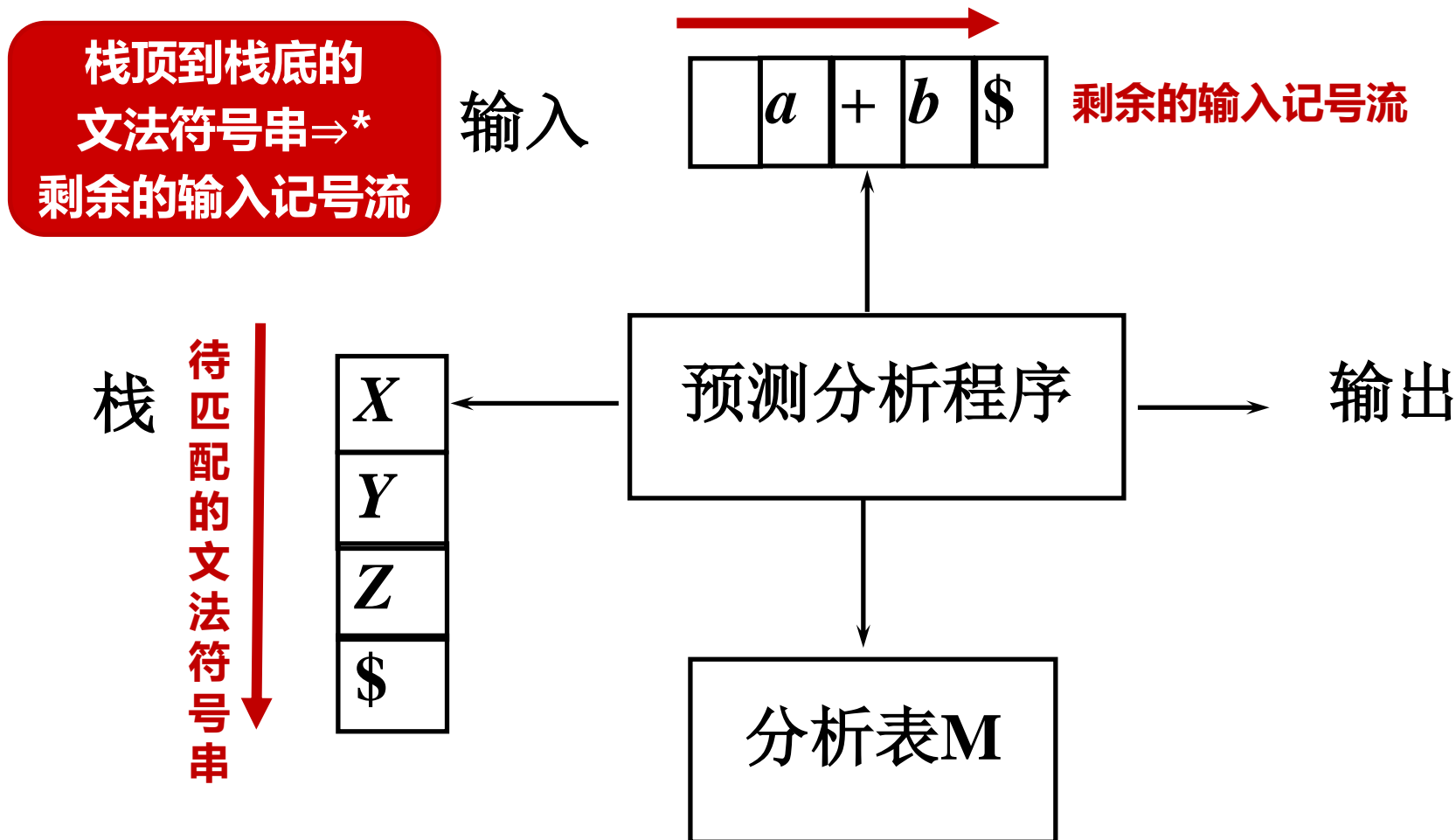
3.3 自上而下分析

- 自上而下分析、左递归及消除、提左因子
- LL(1)文法和递归下降的预测分析器
- 非递归的预测分析器（预测分析表）
- 错误恢复



非递归的预测分析

Nonrecursive Predictive Parsing





预测分析表

- 行：非终结符；列：终结符或\$；单元：产生式
- 教材 表3.1 (P58)

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



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE'$



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE'$
$\$E'T'F$	$id * id + id\$$	$T \rightarrow FT'$



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E 'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE '$
$\$E 'T 'F$	$id * id + id\$$	$T \rightarrow FT '$
$\$E 'T ' id$	$id * id + id\$$	$F \rightarrow id$



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E 'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE '$
$\$E 'T 'F$	$id * id + id\$$	$T \rightarrow FT '$
$\$E 'T ' id$	$id * id + id\$$	$F \rightarrow id$
$\$E 'T '$	$* id + id\$$	



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E 'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE '$
$\$E 'T 'F$	$id * id + id\$$	$T \rightarrow FT '$
$\$E 'T ' id$	$id * id + id\$$	$F \rightarrow id$
$\$E 'T '$	$* id + id\$$	
$\$E 'T 'F *$	$* id + id\$$	$T' \rightarrow *FT '$



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E 'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE'$
$\$E 'T 'F$	$id * id + id\$$	$T \rightarrow FT'$
$\$E 'T ' id$	$id * id + id\$$	$F \rightarrow id$
$\$E 'T '$	$* id + id\$$	
$\$E 'T 'F *$	$* id + id\$$	$T' \rightarrow *FT'$
$\$E 'T 'F$	$id + id\$$	



预测分析举例

预测分析器接受输入 $id * id + id$ 的前一部分动作

栈	输 入	输 出
$\$E$	$id * id + id\$$	
$\$E 'T$	$id * id + id\$$	$E \rightarrow TE '$
$\$E 'T 'F$	$id * id + id\$$	$T \rightarrow FT '$
$\$E 'T ' id$	$id * id + id\$$	$F \rightarrow id$
$\$E 'T '$	$* id + id\$$	
$\$E 'T 'F *$	$* id + id\$$	$T' \rightarrow *FT '$
$\$E 'T 'F$	$id + id\$$	
$\$E 'T ' id$	$id + id\$$	$F \rightarrow id$



预测分析表的构造

□ predictive parsing table

行：非终结符；列：终结符 或\$；单元：产生式

$M[A, a]$ 产生式 $A \rightarrow \alpha$ 表示在面临 a 时，将栈顶符号 A 替换为 α

□ 构造方法

- (1) 对文法的每个产生式 $A \rightarrow \alpha$ ，执行(2)和(3)
- (2) 对 $\text{FIRST}(\alpha)$ 的每个终结符 a ，把 $A \rightarrow \alpha$ 加入 $M[A, a]$
- (3) 如果 ε 在 $\text{FIRST}(\alpha)$ 中，对 $\text{FOLLOW}(A)$ 的每个终结符 b （包括\$），把 $A \rightarrow \alpha$ 加入 $M[A, b]$
- (4) M 中其它没有定义的条目都是error



多重定义

例 $stmt \rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \ e_part \mid other$
 $e_part \rightarrow \text{else } stmt \mid \varepsilon$ $expr \rightarrow b$

非终结符	输入符号			
	other	b	else	...
$stmt$	$stmt \rightarrow other$			
e_part			$e_part \rightarrow$ $else \ stmt$ $e_part \rightarrow \varepsilon$	
$expr$		$expr \rightarrow b$		

多重定义条目意味着文法左递归或者是二义的



多重定义的消除

例 删去 $e_part \rightarrow \varepsilon$ ，这正好满足 else和最近的then配对

LL(1)文法 \Leftrightarrow 预测分析表无多重定义的条目

非终结符	输入符号			
	other	b	else	...
$stmt$	$stmt \rightarrow other$			
e_part			$e_part \rightarrow$ else $stmt$ $e_part \rightarrow \varepsilon$	
$expr$		$expr \rightarrow b$		



3.3 自上而下分析

- 自上而下分析、左递归及消除、提左因子
- LL(1)文法和递归下降的预测分析器
- 非递归的预测分析器（预测分析表）
- 错误恢复



预测分析的错误恢复

□ 编译器的错误处理

- 词法错误，如标识符、关键字或算符的拼写错
- **语法错误，如算术表达式的括号不配对**
- 语义错误，如算符作用于不相容的运算对象
- 逻辑错误，如无穷的递归调用

□ 分析器对错误处理的基本目标

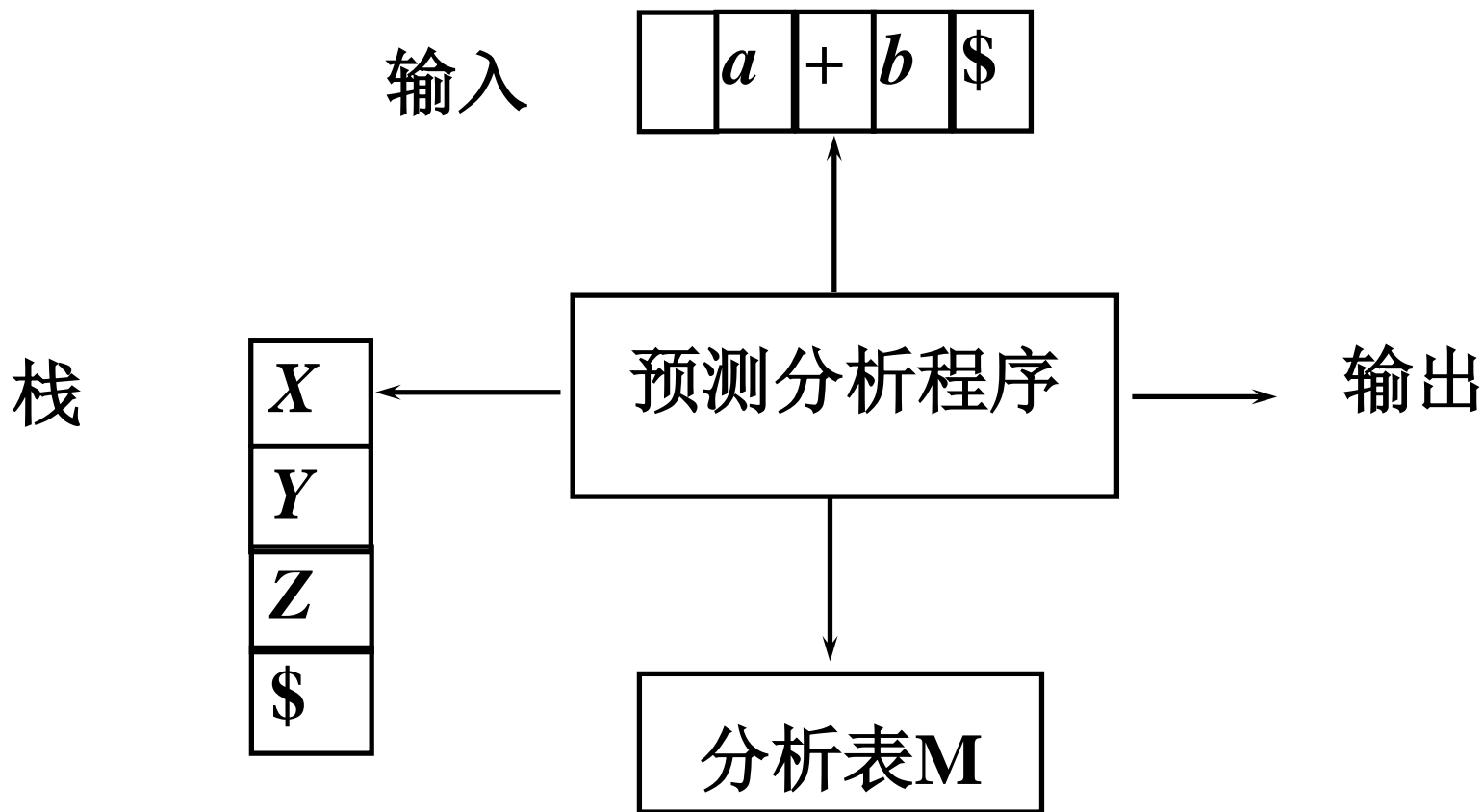
- 清楚而准确地报告错误的出现，并尽量少出现伪错误
- 迅速地从每个错误中恢复过来，以便诊断后面的错误
- 它不应该使正确程序的处理速度降低太多



预测分析的错误恢复

□ 非递归预测分析在什么场合下发现错误

- 栈顶的终结符和下一个输入符号不匹配

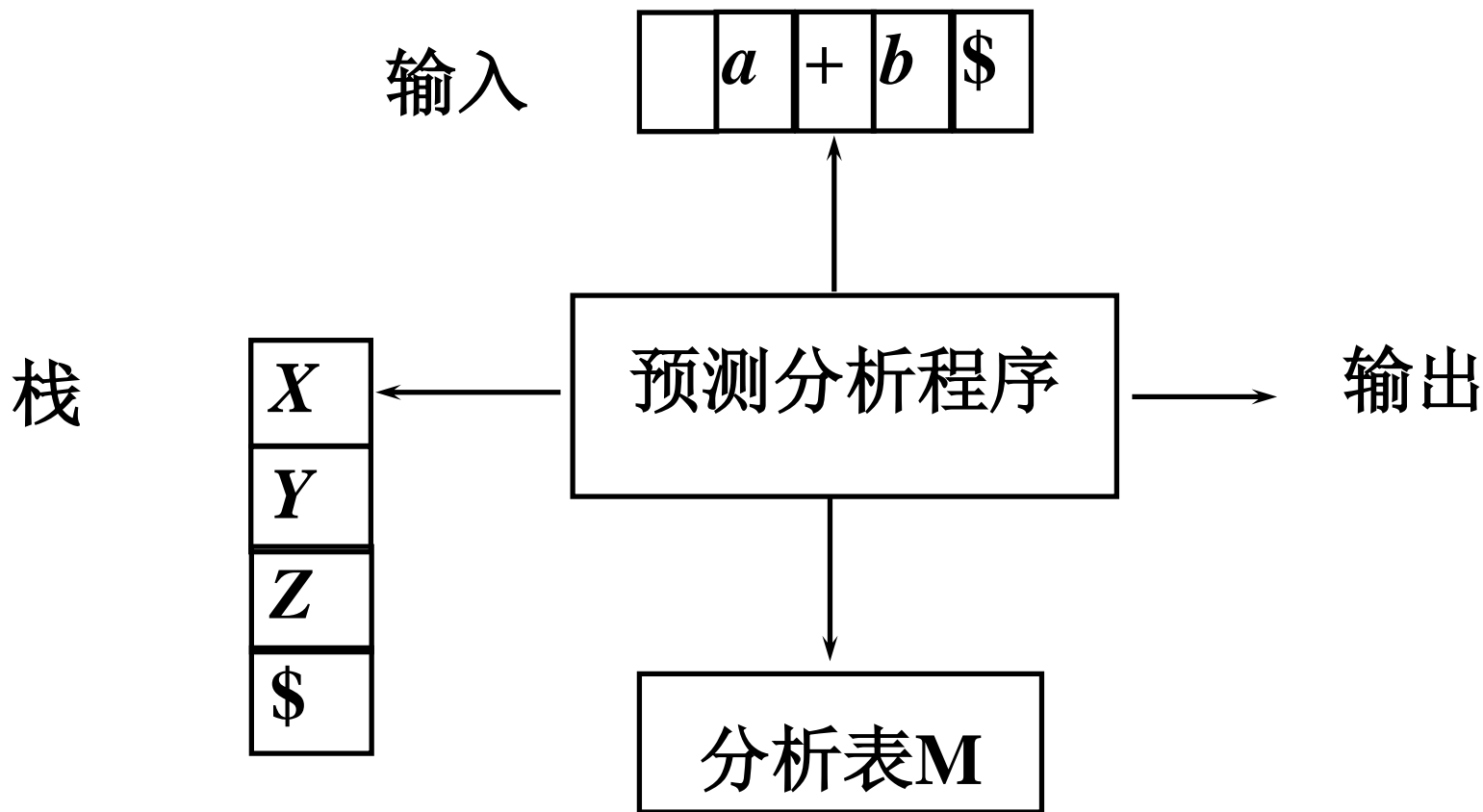




预测分析的错误恢复

□ 非递归预测分析在什么场合下发现错误

- 栈顶是非终结符 A ，输入符号是 a ，而 $M[A, a]$ 是空白





预测分析的错误恢复

□ 非递归预测分析

采用紧急方式(panic mode)的错误恢复

- 发现错误时，抛弃输入记号直到其属于某个指定的同步记号(synchronizing tokens)集合为止

□ 同步(synchronizing)

- 同步：词法分析器当前提供的记号流能够构成的语法构造，正是语法分析器所期望的
- 不同步的例子
语法分析器期望剩余的前缀构成过程调用语句，而实际剩余的前缀形成的是赋值语句



预测分析的错误恢复

□ 同步记号集合的选择

- 把FOLLOW(A)的所有终结符放入非终结符A的同步记号集合

if *expr* then *stmt*

出错

(then和分号等记号是*expr*的同步记号)

- 把高层构造的首终结符加到低层构造的同步记号集中

a = *expr*; if ...

出错

同步记号

(语句的首终结符作为表达式的同步记号, 以免表达式出错又遗漏分号时忽略if语句等一大段程序)



预测分析的错误恢复

□ 同步记号集合的选择

- 把FOLLOW(A)的所有终结符放入非终结符A的同步记号集合
- 把高层构造的首终结符加到低层构造的同步记号集中
- 把FIRST(A)的终结符加入A的同步记号集合

$a = \text{expr};$ **if** ...

出错

同步记号

(语句的开始符号作为语句的同步符号，以免多出一个逗号时会把if语句忽略了)



预测分析的错误恢复

□ 同步记号集合的选择

- 把FOLLOW(A)的所有终结符放入非终结符A的同步记号集合
- 把高层构造的首终结符加到低层构造的同步记号集中
- 把FIRST(A)的终结符加入A的同步记号集合
- 如果出错时**栈顶**是存在有**产生空串选择的非终结符**，则可以使用其推出空串的产生式选择



错误恢复举例

例 栈顶为 T' ，面临 id 时出错

非终结符	输入符号			
	id	$+$	$*$	\dots
E	$E \rightarrow TE'$			
E'		$E' \rightarrow +TE'$		
T	$T \rightarrow FT'$			
T'	出错	$T' \rightarrow \varepsilon$	$T' \rightarrow *FT'$	
\dots				



错误恢复举例

例 栈顶为 T' ，面临 id 时出错

非终结符	输入符号			
	id	$+$	$*$	\dots
E	$E \rightarrow TE'$			
E'		$E' \rightarrow +TE'$		
T	$T \rightarrow FT'$			
T'	出错 用 $T' \rightarrow \varepsilon$	$T' \rightarrow \varepsilon$	$T' \rightarrow *FT'$	
\dots				



预测分析的错误恢复

□ 同步记号集合的选择

- 把FOLLOW(A)的所有终结符放入非终结符A的同步记号集合
- 把高层构造的首终结符加到低层构造的同步记号集中
- 把FIRST(A)的终结符加入A的同步记号集合
- 如果出错时栈顶是存在有产生空串选择的非终结符，则可以使用其推出空串的产生式选择
- 如果**终结符在栈顶**而不能匹配，**弹出**此终结符



中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

下期预告：自下而上的分析