# ✧ 自顶向下（Top-Down）语法分析

# 自顶向下语法分析



- ✧ 基本思想
- ✧ 带回溯的自顶向下分析
- ✧ 自顶向下预测分析
- ✧ LL(1) 分析
- ✧ 文法变换：消除左递归、提取左公因子
- ✧ LL(1) 分析中的出错处理
- ✧ LL(*K*) 文法的有关结论（选讲）

# 基本思想

## ✧ 语法分析

– 核心问题：识别（*recognition*）与解析（*parsing*）

对任意上下文无关文法 $G = (V, T, P, S)$ 和任意 $w \in T^*$，是否有 $w \in L(G)$? 若成立，则给出分析树或（最左）推导步骤；否则，进行报错处理。

– 两种实现途径

自顶向下（*top-down*）分析

自底向上（*bottom-up*）分析

# 基本思想

## ✧ 自顶向下分析思想

- 从文法开始符号出发进行推导；每一步推导都获得文法的一个句型；直到产生出一个句子，恰好是所期望的终结符串
- 每一步推导是对当前句型中剩余的某个非终结符进行扩展，即用该非终结符的一个产生式的右部替换该非终结符
- 如果不存在任何一个可以产生出所期望的终结符串的推导，则表明存在语法错误

## ✧ 自顶向下分析举例

– 单词序列 aaab 的一个自顶向下分析过程

文法 G（S）：

$S \rightarrow AB$

$A \rightarrow aA \mid \varepsilon$

$B \rightarrow b \mid bB$

| | |
|---|---|
| $S$ | （$S \rightarrow AB$） |
| $\Rightarrow AB$ | （$A \rightarrow aA$） |
| $\Rightarrow aAB$ | （$B \rightarrow b$） |
| $\Rightarrow aAb$ | （$A \rightarrow aA$） |
| $\Rightarrow aaAb$ | （$A \rightarrow aA$） |
| $\Rightarrow aaaAb$ | （$A \rightarrow \varepsilon$） |
| $\Rightarrow aaab$ | |

# 带回溯的自顶向下分析



## ✧ 一般方法

– 两类非确定性

在每一步推导中，选择对哪一个非终结符、哪一个产生式都可能是非确定的

分析成功的结果：得到一个推导

## ✧ 举例

– 单词序列 aaab 的一个自顶向下分析过程

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow aA$
（3） $A \rightarrow \varepsilon$
（4） $B \rightarrow b$
（5） $B \rightarrow bB$

| | |
|---|---|
| $S$ | （1） |
| $\Rightarrow AB$ | （2） |
| $\Rightarrow aAB$ | （5） |
| $\Rightarrow aAbB$ | （2） |
| $\Rightarrow aaAbB$ | （2） |
| $\Rightarrow aaaAbB$ | （3） |
| $\Rightarrow aaabB$ | （回溯） |
| …… | |

复杂度很高

失败条件较复杂

# 带回溯的自顶向下分析



## ✧ 改进的方法

- 仅有产生式选择是非确定的

  在每一步推导中，总是对最左边的非终结符进行替换，但选择哪一个产生式是非确定的

  分析成功的结果：得到一个最左推导

  原理：每个合法的句子都存在至少一个起始于开始符号的最左推导；一个终结符串，只要存在一个起始于开始符号的最左推导，它就是一个合法的句子

  从左向右扫描输入单词，失败条件较简单

# 带回溯的自顶向下分析

## ✧ 改进的方法举例

– 单词序列 aaab 的一个自顶向下分析过程

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow aA$
（3） $A \rightarrow \varepsilon$
（4） $B \rightarrow b$
（5） $B \rightarrow bB$

| | |
|---|---|
| $S$ | （1） |
| $\Rightarrow AB$ | （2） |
| $\Rightarrow aAB$ | （3） |
| $\Rightarrow aB$ | （回溯） |
| $\Leftarrow aAB$ | （2） |
| $\Rightarrow aaAB$ | （2） |
| $\Rightarrow aaaAB$ | （3） |
| $\Rightarrow aaaB$ | （5） |
| $\Rightarrow aaabB$ | （回溯） |
| $\Leftarrow aaaB$ | （4） |
| $\Rightarrow aaab$ | （成功） |

复杂度降低
失败条件简化

# 自顶向下预测分析

## ✧ 确定的自顶向下分析

– 非终结符选择和产生式选择都是确定的

在每一步推导中，总是对最左边的非终结符进行展开，且选择哪一个产生式是确定的，因此是一种无回溯的方法

从左向右扫描，可能向前查看（lookahead）确定数目的单词

分析成功的结果：得到唯一的最左推导

分析条件：对文法需要有一定的限制

# 自顶向下预测分析

- 举例（向前查看 2 个单词）
  - 单词序列 $a^n b^m$（$n \geq 0, m > 0$）的预测分析过程

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$

（2） $A \rightarrow aA$

（3） $A \rightarrow \varepsilon$

（4） $B \rightarrow b$

（5） $B \rightarrow bB$

只要向前查看 2 个单词，就可预测分析L(G)中所有句子

| | |
|---|---|
| $S$ | （1） |
| $\Rightarrow AB$ | （2） |
| $\Rightarrow aAB$ | （2） |
| …… | |
| $\Rightarrow a^n AB$ | （3） |
| $\Rightarrow a^n B$ | （5） |
| $\Rightarrow a^n bB$ | （5） |
| …… | |
| $\Rightarrow a^n b^{m-1} B$ | （4） |
| $\Rightarrow a^n b^m$ | （成功） |

## ✧ 左递归带来的问题

– 考虑下列文法识别 $ba^n$ 的分析过程

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow Sa$

（2） $S \rightarrow b$

$$
\begin{array}{ll}
S & (1) \\
\Rightarrow Sa & (1) \\
\Rightarrow Saa & (1) \\
\Rightarrow Saaa & (1) \\
\ldots\ldots & \\
\Rightarrow Sa^n & (2) \\
\Rightarrow ba^n &
\end{array}
$$

需要向前查看n+2个单词，
才能确定这样的推导序列

但是：无论向前查看的单词数确定为多少，
都无法满足预测分析L(G)中所有句子的需求

# 自顶向下预测分析



✧ 要求文法不含左递归

– 例：直接左递归

$P \to Pa$
$P \to b$
……

– 例：间接左递归

$P \to Aa$
$A \to Pb$
……

– 可以通过文法变换消除左递归

专门讨论

## ✧ 左公因子带来的问题

– 如下文法需要向前查看3个单词来预测分析L(G)中的句子

$$
\text{文法 } G(S):\ \begin{aligned} S &\to abA \mid abB \\ A &\to a \\ B &\to b \end{aligned}
$$

– 对于如下文法无法确定需要向前查看多少个单词来预测分析 L(G) 中的句子

$$
\text{文法 } G(S):\ \begin{aligned} S &\to aAb \mid aAc \\ A &\to a \mid aA \end{aligned}
$$

# 自顶向下预测分析

- 通常要求文法不含左公因子
  - 可以通过文法变换消除左公因子
  
    专门讨论

# 自顶向下预测分析



- 应用较普遍的自顶向下预测分析是LL（1）分析
  - 要求文法一定是LL（1）文法
  - 专门讨论

# LL（1）分析



## ✧ LL（1）的含义

- 第一个“L”，代表从左（Left）向右扫描单词
- 第二个“L”,代表产生的是最左（Leftmost）推导
- “1”代表向前查看（lookahead）一个单词

# LL（1）分析

## ✧ 对文法的限制

– 要求文法是 LL（1）的

– 什么是 LL（1）文法?

先引入两个重要概念

# LL（1）分析

✧ 两个重要概念

– First 集合

– Follow 集合

# LL（1）分析



## ✧ First 集合

– 定义

设 G =（$V_T$，$V_N$，$P$，$S$）是上下文无关文法

对 $\alpha \in (V_T \cup V_N)^*$，

First（$\alpha$）$= \{ a \mid \alpha \Rightarrow^* a\beta, a \in V_T, \beta \in (V_T \cup V_N)^*,$
或者 $\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$ 时 $a = \varepsilon \}$

或者

First（$\alpha$）$= \{ a \mid \alpha \Rightarrow_{lm}^* a\beta, a \in V_T, \beta \in (V_T \cup V_N)^*,$
或者 $\alpha \Rightarrow_{lm}^* \varepsilon$ 时 $a = \varepsilon \}$

# LL（1）分析

## ✧ 计算 First 集合

对所有 $x \in V_N \cup V_T \cup \{\varepsilon\} \cup \{v \mid A \rightarrow u \in P,$ 且$v$是$u$的后缀$\}$, 则

- 对 $x \in V_T \cup \{\varepsilon\}$，置 First($x$)=$\{x\}$；对其它$x$，置 First($x$)=$\Phi$
- 重复如下过程，直到所有 First 集合没有变化为止：

(1) 对于 $A \rightarrow \varepsilon \in P$，置 First($A$) = First($A$) $\cup \{\varepsilon\}$.

(2) 对于 $Y_1Y_2\ldots Y_K \in \{v \mid A \rightarrow u \in P,$ 且$v$是$u$的后缀$\}$, 其中 $k \geq 1$，$Y_j \in V_N \cup V_T$（$1 \leq j \leq k$），若 $\forall j{:}1 \leq j \leq i\text{-}1(\varepsilon \in \text{First}(Y_j)) \wedge \varepsilon \notin \text{First}(Y_i)$, 其中$1 \leq i \leq k$，则令

$$\text{First}(Y_1Y_2\ldots Y_K) = \bigcup_{j=1}^{i} \text{First}(Y_j) - \{\varepsilon\}$$

否则，若 $\forall j{:}1 \leq j \leq k(\varepsilon \in \text{First}(Y_j))$, 则令

$$\text{First}(Y_1Y_2\ldots Y_K) = \bigcup_{j=1}^{k} \text{First}(Y_j).$$

(3) 若有 $A \rightarrow Y_1Y_2\ldots Y_K \in P$，则置 First($A$) = First($A$) $\cup$ First($Y_1Y_2\ldots Y_K$) .

# LL（1）分析

## ✧ 例：计算 First 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(a) = {a}
First(b) = {b}
First(c) = {c}
First(ε) = {ε}

First(S) = { }
First(A) = { }
First(B) = { }
First(C) = { }
First(D) = { }

First(AB) = { }
First(Da) = { }
First(cC) = { }
First(aADC) = { }

# LL（1）分析

## ✧ 例：计算 First 集合( 续)

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(a) = {a}
First(b) = {b}
First(c) = {c}
First(ε) = {ε}

First(S) = { }
First(A) = {ε}
First(B) = { }
First(C) = {ε}
First(D) = {ε , b}

First(AB) = { }
First(Da) = { }
First(cC) = { }
First(aADC) = { }

# LL（1）分析

## ✧ 例：计算 First 集合( 续)

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(a) = {a}
First(b) = {b}
First(c) = {c}
First(ε) = {ε}

First(S) = { }
First(A) = {ε}
First(B) = { }
First(C) = {ε}
First(D) = {ε , b}

First(AB) = { }
First(Da) = {a, b}
First(cC) = {c }
First(aADC) = {a }

## ✧ 例：计算 First 集合( 续)

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(a) = {a}
First(b) = {b}
First(c) = {c}
First(ε) = {ε}

First(S) = { }
First(A) = {ε, a, b}
First(B) = {c}
First(C) = {a, ε}
First(D) = {ε , b}

First(AB) = { }
First(Da) = {a, b}
First(cC) = {c }
First(aADC) = {a }

## ✧ 例：计算 First 集合( 续)

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(a) = {a}
First(b) = {b}
First(c) = {c}
First(ε) = {ε}

First(S) = { }
First(A) = {ε, a, b}
First(B) = {c}
First(C) = {a, ε}
First(D) = {ε, b}

First(AB) = {a, b, c}
First(Da) = {a, b}
First(cC) = {c}
First(aADC) = {a}

## ✧ 例：计算 First 集合( 续)

文法 G（S）：

（1） $S \to AB$
（2） $A \to Da \mid \varepsilon$
（3） $B \to cC$
（4） $C \to aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \to b \mid \varepsilon$

First(a) = {a}
First(b) = {b}
First(c) = {c}
First(ε) = {ε}

First(S) = {a, b, c }
First(A) = {ε, a , b}
First(B) = {c}
First(C) = {a, ε}
First(D) = {ε, b}

First(AB) = {a, b, c}
First(Da) = {a, b}
First(cC) = {c}
First(aADC) = {a}

## ✧ Follow 集合

– 定义

设 $G = (V_T, V_N, P, S)$ 是上下文无关文法，对每个 $A \in V_N$，

$$\text{Follow}(A) = \{\, a \mid S\# \Rightarrow^{*} \alpha A \beta\# \ \text{且}\ a \in \text{First}(\beta\#),\ \alpha, \beta \in (V_T \cup V_N)^{*} \,\}$$

（# 代表输入单词序列右边的结束符）

# LL（1）分析

## ✧ 计算 Follow 集合

- 置 $Follow(S) = \{\#\}$，置所有其它的 Follow 集合为 $\varnothing$;
- 重复如下步骤，直至所有Follow集不再变化为止:

  对于 $A \rightarrow \alpha B \beta \in P$，把 $First(\beta) - \{\varepsilon\}$ 加至 $Follow(B)$;

  若有 $\varepsilon \in First(\beta)$，则把 $Follow(A)$ 加至 $Follow(B)$ 中.

# LL（1）分析

## ✧ 例：计算 First 和 Follow 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(B) = {c}
First(ε) = {ε}
First(a) = {a}
First(DC) = {b, a, ε}
First(C) = {a, ε}

Follow(S) = {#}

Follow(A) = { }
Follow(B) = { }
Follow(C) = { }
Follow(D) = { }

# LL（1） 分析

## ✧ 例：计算 First 和 Follow 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$ √
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(B) = {c}
First(ε) = {ε}
First(a) = {a}
First(DC) = {b, a, ε}
First(C) = {a, ε}

Follow(S) = {#}

Follow(A) = { }
Follow(B) = { }
Follow(C) = { }
Follow(D) = { }

Follow(A) = {c}
Follow(B) = {#}

## ✧ 例：计算 First 和 Follow 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$ √
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(B) = {c}
First(ε) = {ε}
First(a) = {a}
First(DC) = {b, a, ε}
First(C) = {a, ε}

Follow(S) = {#}

Follow(D) = {a}

Follow(A) = {c}
Follow(B) = {#}
Follow(C) = { }
Follow(D) = { }

# LL（1）分析

## ✧ 例：计算 First 和 Follow 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$ √
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(B) = {c}
First(ε) = {ε}
First(a) = {a}
First(DC) = {b, a, ε}
First(C) = {a, ε}

Follow(S) = {#}

Follow(A) = {c}
Follow(B) = {#}
Follow(C) = { }
Follow(D) = {a}

Follow(C) = {#}

## ✧ 例：计算 First 和 Follow 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$ √
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(B) = {c}
First(ε) = {ε}
First(a) = {a}
First(DC) = {b, a, ε}
First(C) = {a, ε}

Follow(S) = {#}

Follow(A) = {c}
Follow(B) = {#}
Follow(C) = {#}
Follow(D) = {a}

Follow(A) = {c,b,a, #}
Follow(D) = {a, #}

## ✧ 例：计算 First 和 Follow 集合

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$ √

（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$ √

（3） $B \rightarrow cC$ √

（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$ √

（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

First(B) = {c}

First(ε) = {ε}

First(a) = {a}

First(DC) = {b, a, ε}

First(C) = {a, ε}

Follow(S) = {#}

Follow(A) = {c,b,a, #} √

Follow(B) = {#}

Follow(C) = {#}

Follow(D) = {a, #}

## ✧ 定义：预测集合（*Predictive Set*）

设 $G = (V_T, V_N, P, S)$ 是上下文无关文法。
对任何产生式 $A \rightarrow \alpha \in P$，其预测集合 $PS(A \rightarrow \alpha)$ 定义为：

– 如果 $\varepsilon \notin first(\alpha)$，那么

$$PS(A \rightarrow \alpha) = first(\alpha);$$

– 如果 $\varepsilon \in first(\alpha)$，那么

$$PS(A \rightarrow \alpha) = (first(\alpha) - \{\varepsilon\}) \cup follow(A)$$

## ✧ 定义：LL（1）文法

文法 **G** 是 **LL（1）** 文法，当且仅当对于 **G** 的每个非终结符 ***A*** 的任何两个不同产生式 $A \rightarrow \alpha \mid \beta$，下面的条件成立：

$$PS(A \rightarrow \alpha) \cap PS(A \rightarrow \beta) = \varnothing$$

# LL（1）分析



✧ 举例：验证如下文法 G（S）不是 LL（1）文法

文法 G（S）：

（1） $S \rightarrow AB$
（2） $A \rightarrow Da \mid \varepsilon$
（3） $B \rightarrow cC$
（4） $C \rightarrow aADC \mid \varepsilon$
（5） $D \rightarrow b \mid \varepsilon$

$First(Da) = \{b, a\}$
$First(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$
$First(aADC) = \{a\}$
$First(b) = \{b\}$
$Follow(A) = \{c,b,a, \#\}$
$Follow(C) = \{\#\}$
$Follow(D) = \{a, \#\}$

$PS(A \rightarrow Da) = \{b,a\}$
$PS(A \rightarrow \varepsilon) = \{c,b,a, \#\}$
$PS(C \rightarrow aADC) = \{a\}$
$PS(C \rightarrow \varepsilon) = \{\#\}$
$PS(D \rightarrow b) = \{b\}$
$PS(D \rightarrow \varepsilon) = \{a, \#\}$

$PS(A \rightarrow Da) \cap PS(A \rightarrow \varepsilon) \neq \varnothing$
$PS(C \rightarrow aADC) \cap PS(C \rightarrow \varepsilon) = \varnothing$
$PS(D \rightarrow b) \cap PS(D \rightarrow \varepsilon) = \varnothing$

# LL（1）分析



✧ LL（1）分析的实现

– 递归下降 LL（1）分析程序

  每个非终结符对应一个分析子程序

– 表驱动 LL（1）分析程序

  借助于预测分析表和一个下推栈

## ✧ 递归下降LL(1)分析程序

– 工作原理

每个非终结符都对应一个子程序。该子程序的行为根据语法描述来明确：根据下一个输入符号来确定按照哪一个产生式进行处理，再根据该产生式的右端，

- 每遇到一个终结符，则判断当前读入的单词是否与该终结符相匹配，若匹配，再读取下一个单词继续分析；不匹配，则进行出错处理
- 每遇到一个非终结符，则调用相应的子程序

- 非终结符对应的递归下降子程序
  - 例 对于下列关于 function 的唯一产生式

<function> → FUNC ID ( <parameter_list> ) <statement>

（<function>，<parameter_list>，和 <statement> 是非终结符）

```
void ParseFunction()
{
    MatchToken(T_FUNC);      //匹配FUNC
    MatchToken(T_ID);      //匹配ID
    MatchToken(T_LPAREN);  // 匹配 （
    ParseParameterList();
    MatchToken(T_RPAREN);  // 匹配 ）
    ParseStatement();
}
```

# 递归下降 LL（1）分析程序

## ✧ 非终结符对应的递归下降子程序

– 例 续上页

```
void MatchToken(int expected)
{
   if (lookahead != expected)  //判别当前单词是否与
   {                            //期望的终结符匹配
      printf("syntax error \n");
      exit(0);
   }
  else        // 若匹配,消费掉当前单词并读入下一个
     lookahead = getToken();   //调用词法分析程序
}
```

## ✧ 递归下降LL(1)分析程序举例

– 例 对于下列文法 G(S):

$$\boldsymbol{S \to AaS \mid BbS \mid d}$$
$$\boldsymbol{A \to a}$$
$$\boldsymbol{B \to \varepsilon \mid c}$$

First（$AaS$） = {$a$}
First（$BbS$） = {$c,b$}
First（$d$） = {$d$}
First（$a$） = {$a$}
First（ε） = {ε}
First（$c$） = {$c$}
Follow（$S$） = {#}
Follow（$A$） = {$a$}
Follow（$B$） = {$b$}

$PS(S\to AaS)$ = {$a$}
$PS(S\to BbS)$ = {$c,b$}
$PS(S\to d)$ = {$d$}
$PS(A\to a)$ = {$a$}
$PS(B\to \varepsilon)$ = {$b$}
$PS(B\to c)$ = {$c$}

$PS(S\to AaS)$，$PS(S\to BbS)$ 以及 $PS(S\to d)$ 互不相交， $PS(B\to \varepsilon)$ 和 $PS(S\to d)$互不相交，所以，G(S) 是 LL(1) 文法

# 递归下降 LL（1）分析程序



- 非终结符对应的递归下降子程序

  – 一般结构

  设 ***A*** 的产生式:

  $$A \rightarrow u_1 \mid u_2 \mid \ldots \mid u_n,$$

  相对于非终结符 ***A*** 的递归下降子程序 ParseA 的一般结构如右图所示

```
void ParseA()
{
    switch (lookahead)  {
      case PS(A→u1):
            /* code to recognize u1 */
            break;
      case PS(A→u2):
            /* code to recognize u2 */
            break;
      ...
      case PS(A→un):
            /* code to recognize un */
           break;
      default:
            printf("syntax error \n");
            exit(0);
    }
}
```

# 递归下降 LL（1）分析程序



– 接上例 针对文法G(S)构造的递归下降分析程序

G(S): $S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$
$A \rightarrow a$
$B \rightarrow \varepsilon \mid c$

$PS(S \rightarrow AaS) = \{a\}$
$PS(S \rightarrow BbS) = \{c,b\}$
$PS(S \rightarrow d) = \{d\}$

```
void ParseS( )
{
    switch (lookahead)  {
        case a:
            ParseA( );
            MatchToken(a);
            ParseS( );
            break;
        case b,c:
            ParseB( );
            MatchToken(b);
            ParseS( );
            break;
        case d:
            MatchToken(d);
            break;
        default:
            printf("syntax error \n")
            exit(0);
    }
}
```

– 接上例 针对文法G(S) 构造的递归下降分析程序

G(S): $S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$
$A \rightarrow a$
$B \rightarrow \varepsilon \mid c$

$PS(A \rightarrow a) = \{a\}$
$PS(B \rightarrow \varepsilon) = \{b\}$
$PS(B \rightarrow c) = \{c\}$

```
void ParseB( )
{
    if (lookahead==c)  {
        MatchToken(c);
    }
    else if (lookahead==b) {
    }
    else {
        printf("syntax error \n");
        exit(0);
    }
}
```

```
void ParseA( )
{
    if (lookahead==a)  {
        MatchToken(a);
    }
    else {
        printf("syntax error \n");
        exit(0);
    }
}
```

## ✧ 实际应用中的推广

上面只讨论了根据普通文法构造递归下降分析程序。实际上，也可以将产生式右端扩展为更复杂的描述表达式，即除了文法符号之间的连接运算之外，还可以有选择、重复、任选以及优先括号等运算（如 EBNF 范式中的运算），以使语法描述更加简洁，分析程序更加高效（比较：若将其展开为普通文法，则需要引入多个非终结符，增加多个对应的子程序）。

- $X_1 \mid X_1 \mid \ldots \mid X_m$　多个成分之间的选择
- { X }　成分 X 的重复（**0** 到多次）
- [ X ]　成分 X 的任选（**0** 或 **1** 次）
- ( X )　成分 X 优先

## ✧ 实际应用中的推广

将产生式右端扩展后，同样要求它的 First 集合，以适应递归下降分析程序的构造方法。

- First（$X_1 \mid X_2 \mid \ldots \mid X_m$）= First（$X_1$）$\cup \ldots \cup$ First（$X_m$）
- First（{ X }）= First（X）$\cup$ {ε}
- First（[ X ]）= First（X）$\cup$ {ε}
- First（( X )）= First（X）

## ✧ 实际应用中的推广

将产生式右端扩展后，子程序的处理过程中需要针对不同运算选择不同的语句形式（普通文法只有连接运算，所以只对应顺序语句）。

- $X_1 \mid X_2 \mid \ldots \mid X_m$ 对应选择语句
- { X } 对应循环语句
- [ X ] 对应 If-Then 语句
- ( X ) 对应 Block 语句
- 可参考 PL/0 编译器的语法分析程序

## ✧ 表驱动LL(1)分析程序

– **工作原理** 利用预测分析表和一个下推栈实现

初始时，下推栈只包含#；首先将文法开始符号入栈；之后依如下步骤：（1）若栈顶为终结符，则判断当前读入的单词是否与该终结符相匹配，若匹配，再读取下一单词继续分析；不匹配，则进行出错处理；（2）若栈顶为非终结符，则根据该非终结符和当前输入单词查预测分析表，若相应表项中是产生式（唯一的），则将此非终结符出栈，并把产生式右部符号从右至左入栈；若表项为空，则进行出错处理；（3）重复（1）和（2），直到栈顶为#同时输入也遇到结束符#时，分析结束

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 预测分析表

- 表驱动分析程序需要的二维表 *M*
- 表的每一行 *A* 对应一个非终结符
- 表的每一列 a 对应某个终结符或输入结束符 #
- 表中的项 *M*(*A*,a) 表示栈顶为*A*，下一个输入符号为a时，可选的产生式集合
- 对于LL（1）文法，可以构造出一个 *M*(*A*,a) 最多只包含一个产生式的预测分析表，可称之为LL（1）分析表
- *M*(*A*,a) 不含产生式时，对应一个出错位置

## ✧ 预测分析表的构造算法

– 对文法 G 的每个产生式 $A\rightarrow\alpha$ 执行如下步骤:

对每个 $a \in PS(A\rightarrow\alpha)$，将 $A\rightarrow\alpha$ 加入 $\boldsymbol{M}[\boldsymbol{A},\mathbf{a}]$

– 把所有无定义的 $\boldsymbol{M}[\boldsymbol{A},\mathbf{a}]$ 标上“出错标志”

可以证明: 一个文法 G 的预测分析表不含多重入口，当且仅当该文法是 LL(1) 的

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 预测分析表的构造举例

– 对于下列文法**G**(**S**)：

$$S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$$
$$A \rightarrow a$$
$$B \rightarrow \varepsilon \mid c$$

$PS(S \rightarrow AaS) = \{a\}$
$PS(S \rightarrow BbS) = \{c,b\}$
$PS(S \rightarrow d) = \{d\}$
$PS(A \rightarrow a) = \{a\}$
$PS(B \rightarrow \varepsilon) = \{b\}$
$PS(B \rightarrow c) = \{c\}$

可构造如下预测分析表：

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| $S$ | $S \rightarrow AaS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow d$ | |
| $A$ | $A \rightarrow a$ | | | | |
| $B$ | | $B \rightarrow \varepsilon$ | $B \rightarrow c$ | | |

## ✧ 表驱动预测分析程序分析算法

初始时‘#’入栈，然后文法开始符号入栈；首个输入符号读进 a；

```
flag =TRUE;
while (flag)  do   {
   栈顶符号出栈并放在X中;
   if (X∈V_T)  {
       if  (X==a)
           把下一个输入符号读进a;
       else ERROR;
    }
    else if  (X==‘#’)  {
       if  (a==‘#’)  flag = FALSE;
       else ERROR;
    }
    else if (M[X,a] == {X→X1X2…Xk}) Xk,XK-1,…,X1依次进栈;
    else  ERROR;
}
/*分析成功，过程完毕*/
```

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*)：

$$S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$$
$$A \rightarrow a$$
$$B \rightarrow \varepsilon \mid c$$

剩余的输入串

**aabd#**

| |
|---|
| S |
| # |

分析输入串 ***aabd*** 的过程：

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \rightarrow AaS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow d$ | |
| A | $A \rightarrow a$ | | | | |
| B | | $B \rightarrow \varepsilon$ | $B \rightarrow c$ | | |

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*)：

$S \to AaS \mid BbS \mid d$

$A \to a$

$B \to \varepsilon \mid c$

剩余的输入串

***aabd#***

| |
|---|
| *A* |
| *a* |
| *S* |
| # |

分析输入串 ***aabd*** 的过程：

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S\to AaS$ | $S\to BbS$ | $S\to BbS$ | $S\to d$ | |
| A | $A\to a$ | | | | |
| B | | $B\to\varepsilon$ | $B\to c$ | | |

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*)：

$S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$

$A \rightarrow a$

$B \rightarrow \varepsilon \mid c$

剩余的输入串

**aabd#**

| |
|---|
| a |
| a |
| S |
| # |

分析输入串 ***aabd*** 的过程：

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \rightarrow AaS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow d$ | |
| A | $A \rightarrow a$ | | | | |
| B | | $B \rightarrow \varepsilon$ | $B \rightarrow c$ | | |

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法$G(S)$:

$S \to AaS \mid BbS \mid d$

$A \to a$

$B \to \varepsilon \mid c$

剩余的输入串

***abd#***

| |
|---|
| ***a*** |
| ***S*** |
| # |

分析输入串 ***aabd*** 的过程:

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \to AaS$ | $S \to BbS$ | $S \to BbS$ | $S \to d$ | |
| A | $A \to a$ | | | | |
| B | | $B \to \varepsilon$ | $B \to c$ | | |

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法G(S):

$S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$

$A \rightarrow a$

$B \rightarrow \varepsilon \mid c$

剩余的输入串

**bd#**

| |
|---|
| S |
| # |

分析输入串 *aabd* 的过程:

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \rightarrow AaS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow d$ | |
| A | $A \rightarrow a$ | | | | |
| B | | $B \rightarrow \varepsilon$ | $B \rightarrow c$ | | |

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*):

$S \to AaS \mid BbS \mid d$

$A \to a$

$B \to \varepsilon \mid c$

剩余的输入串

**bd#**

| |
|---|
| **B** |
| **b** |
| **S** |
| **#** |

分析输入串 ***aabd*** 的过程:

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \to AaS$ | $S \to BbS$ | $S \to BbS$ | $S \to d$ | |
| A | $A \to a$ | | | | |
| B | | $B \to \varepsilon$ | $B \to c$ | | |

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*)：

$$S \to AaS \mid BbS \mid d$$
$$A \to a$$
$$B \to \varepsilon \mid c$$

剩余的输入串

**bd#**

| |
|---|
| **b** |
| **S** |
| **#** |

分析输入串 ***aabd*** 的过程：

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \to AaS$ | $S \to BbS$ | $S \to BbS$ | $S \to d$ | |
| A | $A \to a$ | | | | |
| B | | $B \to \varepsilon$ | $B \to c$ | | |

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*):

$$S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$$
$$A \rightarrow a$$
$$B \rightarrow \varepsilon \mid c$$

剩余的输入串

**d#**

| |
|---|
| S |
| # |

分析输入串 ***aabd*** 的过程:

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \rightarrow AaS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow d$ | |
| A | $A \rightarrow a$ | | | | |
| B | | $B \rightarrow \varepsilon$ | $B \rightarrow c$ | | |

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法$G(S)$:

$$S \rightarrow AaS \mid BbS \mid d$$
$$A \rightarrow a$$
$$B \rightarrow \varepsilon \mid c$$

剩余的输入串

d#

| |
|---|
| d |
| # |

分析输入串 **aabd** 的过程:

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \rightarrow AaS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow BbS$ | $S \rightarrow d$ | |
| A | $A \rightarrow a$ | | | | |
| B | | $B \rightarrow \varepsilon$ | $B \rightarrow c$ | | |

# 表驱动 LL（1）分析程序

## ✧ 表驱动预测分析过程举例

– 对于下列文法*G*(*S*)：

$S \to AaS \mid BbS \mid d$

$A \to a$

$B \to \varepsilon \mid c$

剩余的输入串

#

☺

#

分析输入串 ***aabd*** 的过程：

| | a | b | c | d | # |
|---|---|---|---|---|---|
| S | $S \to AaS$ | $S \to BbS$ | $S \to BbS$ | $S \to d$ | |
| A | $A \to a$ | | | | |
| B | | $B \to \varepsilon$ | $B \to c$ | | |

# 文法变换



✧ 文法变换：消除左递归、提取左公因子

- LL(1) 文法通常不含左递归和左公因子
- 许多文法在消除左递归和提取左公因子后可以变换为LL(1)文法
- 但不含左递归和左公因子的文法不一定都是 LL(1)文法

# 文法变换：消除左递归

## ✧ 左递归消除规则

– 消除直接左递归

对形如

$$P \rightarrow P\alpha \mid \beta$$

的产生式，其中α非ε，β不以P打头，

可改写为：

$$P \rightarrow \beta Q$$

$$Q \rightarrow \alpha Q \mid \varepsilon$$

其中Q为新增加的非终结符

# 文法变换：消除左递归

## ✧ 左递归消除规则

### – 消除直接左递归

对更一般的形如

$$P \rightarrow P\alpha_1 \mid P\alpha_2 \mid \ldots \mid P\alpha_m \mid \beta_1 \mid \beta_2 \mid \ldots \mid \beta_n$$

的一组产生式，其中$\alpha_i$（$1 \le i \le m$）不为ε，$\beta_j$（$1 \le j \le n$）不以 P 打头，

可改写为：

$$P \rightarrow \beta_1 Q \mid \beta_2 Q \mid \ldots \mid \beta_n Q$$

$$Q \rightarrow \alpha_1 Q \mid \alpha_2 Q \mid \ldots \mid \alpha_m Q \mid \varepsilon$$

其中Q为新增加的非终结符

# 文法变换：消除左递归

## ✧ 左递归消除举例

原文法 G[ E]: $E \rightarrow E + T \mid T$

$T \rightarrow T * F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid a$

消除左递归后的文法 G'[ E]:

(1) $E \rightarrow TE'$ (2) $E' \rightarrow + TE'$

(3) $E' \rightarrow \varepsilon$ (4) $T \rightarrow FT'$

(5) $T' \rightarrow * FT'$ (6) $T' \rightarrow \varepsilon$

(7) $F \rightarrow (E)$ (8) $F \rightarrow a$

# 文法变换：消除左递归

## ✧ 左递归消除规则

### – 消除一般左递归

对无回路($A \Rightarrow^+ A$)、无ε-产生式的文法，通过下列步骤可消除一般左递归（包括直接和间接左递归）：

（1）以某种顺序将文法非终结符排列$A_1, A_2 \ldots A_n$

（2）for i = 1 , n do {

    for j=1,i-1 do {

        用$A_i \rightarrow \alpha_1 r \mid \alpha_2 r \ldots \mid \alpha_k r$反复替代形如$A_i \rightarrow A_j r$的规则，

        其中$A_j \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \ldots \mid \alpha_k$是关于$A_j$的全部产生式;

    }

    消除$A_i$规则的直接左递归;

}

（3）化简由（2）得到的文法

# 文法变换：消除左递归

## ✧ 左递归消除举例

原文法 G[S]: $S \rightarrow PQ \mid a$

$P \rightarrow QS \mid b$

$Q \rightarrow SP \mid c$

非终结符排序为 S、P、Q，按造消除一般左递归的方法，进行如下变换:

$Q \rightarrow SP \mid c$

$\Rightarrow Q \rightarrow PQP \mid aP \mid c$

$\Rightarrow Q \rightarrow QSQP \mid bQP \mid aP \mid c$

$\Rightarrow Q \rightarrow bQPR \mid aPR \mid cR$

$R \rightarrow SQPR \mid \varepsilon$

结果:

$S \rightarrow PQ \mid a$

$P \rightarrow QS \mid b$

$Q \rightarrow bQPR \mid aPR \mid cR$

$R \rightarrow SQPR \mid \varepsilon$

# 文法变换：消除左递归

## ✧ 左递归消除举例

原文法 G[S]: $S \to PQ \mid a$

$P \to QS \mid b$

$Q \to SP \mid c$

按造非终结符的另一种排序Q、P、S，依消除一般左递归的方法，进行如下变换:

$P \to QS \mid b$

$\Longrightarrow P \to SPS \mid cS \mid b$

$S \to PQ \mid a$

$\Longrightarrow S \to SPSQ \mid cSQ \mid bQ \mid a$

$\Longrightarrow S \to cSQR \mid bQR \mid aR$

$R \to PSQR \mid \varepsilon$

结果 $S \to cSQR \mid bQR \mid aR$

$P \to SPS \mid cS \mid b$

$Q \to SP \mid c$

$R \to PSQR \mid \varepsilon$

# 文法变换：提取左公因子



## ✧ 提取左公因子规则

– 对形如

$$P \rightarrow \alpha\beta \mid \alpha\gamma$$

的一对产生式，可用如下三个产生式替换：

$$P \rightarrow \alpha Q$$
$$Q \rightarrow \beta \mid \gamma$$

其中Q为新增加的未出现过的非终结符

# 文法变换：提取左公因子



## ✧ 提取左公因子规则

– 一般含有左公因子的产生式形如

$$P \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2 \mid \ldots \mid \alpha\beta_m \mid \gamma_1 \mid \gamma_2 \mid \ldots \mid \gamma_n$$

其中，每个γ不以α开头.提取左公共因子，产生式改写成:

$$P \rightarrow \alpha Q \mid \gamma_1 \mid \gamma_2 \mid \ldots \mid \gamma_n$$

$$Q \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2 \mid \ldots \mid \beta_m$$

# 文法变换：提取左公因子

- 提取左公因子举例
  - 对文法 G(S):

$$S \rightarrow \underline{if}\ C\ t\ S \mid \underline{if}\ C\ t\ S\ e\ S$$

$$C \rightarrow b$$

提取左公因子后，可改写为文法G'(S):

$$S \rightarrow \underline{if}\ C\ t\ S\ A$$

$$A \rightarrow e\ S \mid \varepsilon$$

$$C \rightarrow b$$

# 文法变换

✧ 举例：许多文法在消除左递归和提取左公因子后可以变换为LL(1)文法

可验证如下文法 G[E]是LL(1)文法:

(1) $E \rightarrow TE'$　　(2) $E' \rightarrow +TE'$

(3) $E' \rightarrow \varepsilon$　　(4) $T \rightarrow FT'$

(5) $T' \rightarrow *FT'$　　(6) $T' \rightarrow \varepsilon$

(7) $F \rightarrow (E)$　　(8) $F \rightarrow a$

## ✧ 举例：不含左递归和左公因子的文法不一定是LL(1)文法

$S \rightarrow$ if C t S
| if C t S e S
$C \rightarrow$ b

提取左公因子后：

$S \rightarrow$ if C t S A
$A \rightarrow$ e S | $\varepsilon$
$C \rightarrow$ b

| | First集 | | Follow集 |
|---|---|---|---|
| if C t S A : | {if} | S: | {#,e} |
| eS: | {e} | A: | {#,e} |
| b | {b} | C: | { t } |

M[A,e] = {A→e S， A→ε}

## ✧ 问题探讨

某些非LL(1)的文法也可采用LL(1)分析方法

$$S \to \underline{if}\ C\ t\ S$$
$$\mid\ \underline{if}\ C\ t\ S\ e\ S$$
$$C \to b$$

提取左公因子后:

$$S \to \underline{if}\ C\ t\ S\ A$$
$$A \to e\ S \mid \varepsilon$$

$$M[A,e] = \{A \to e\ S,\ A \to \varepsilon\}$$

优先使用

# 预测分析中的出错处理

## ✧ 错误处理的原则

- 尽可能准确指出错误位置和错误属性
- 尽可能进行校正

# 预测分析中的出错处理

## ✧ 预测分析中的出错处理

– 递归下降LL(1)分析中的出错处理

介绍一种短语层错误恢复技术

– 表驱动LL(1)分析中的出错处理

介绍一种简单的应急错误恢复技术

# 预测分析中的出错处理



## ✧ 表驱动LL(1)分析中的错误处理

– 出错报告（error reporting）
  - 栈顶的终结符与当前输入符不匹配
  - 非终结符*A*于栈顶，面临的输入符为a，但分析表*M*的*M*[*A*,*a*]为空

# 预测分析中的出错处理

## ✧ 表驱动LL(1)分析中的错误处理

– 简单的应急恢复（*panic-mode* error recovery)
  跳过输入串中的一些符号直至遇到同步符号（*synchronizing* token）为止

  同步符号的选择:

  - 把 Follow(A) 中的所有符号作为A的同步符号, 跳过输入串中的一些符号直至遇到这些“同步符号”，把A从栈中弹出，可使分析继续
  - 把First(A)中的符号加到A的同步符号集，当First(A)中的符号在输入中出现时，可根据A恢复分析

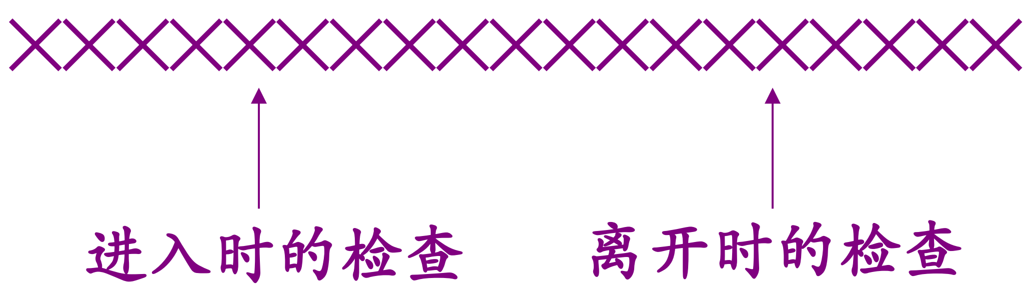
# 预测分析中的出错处理

## ✧ 递归下降分析程序的错误处理

### – 短语层恢复可采取的流程

在进入某个语法单位时，检查当前符号是否属于进入该语法单位需要的符号集合 BeginSym．若不属于，则报错，并滤去补救的符号集合 S 外的所有符号

在语法单位分析结束时，检查当前符号是否属于离开该语法单位时需要的符号集合EndSym．若不属于，则报错，并滤去补救的符号集合 S 外的所有符号



# 预测分析中的出错处理

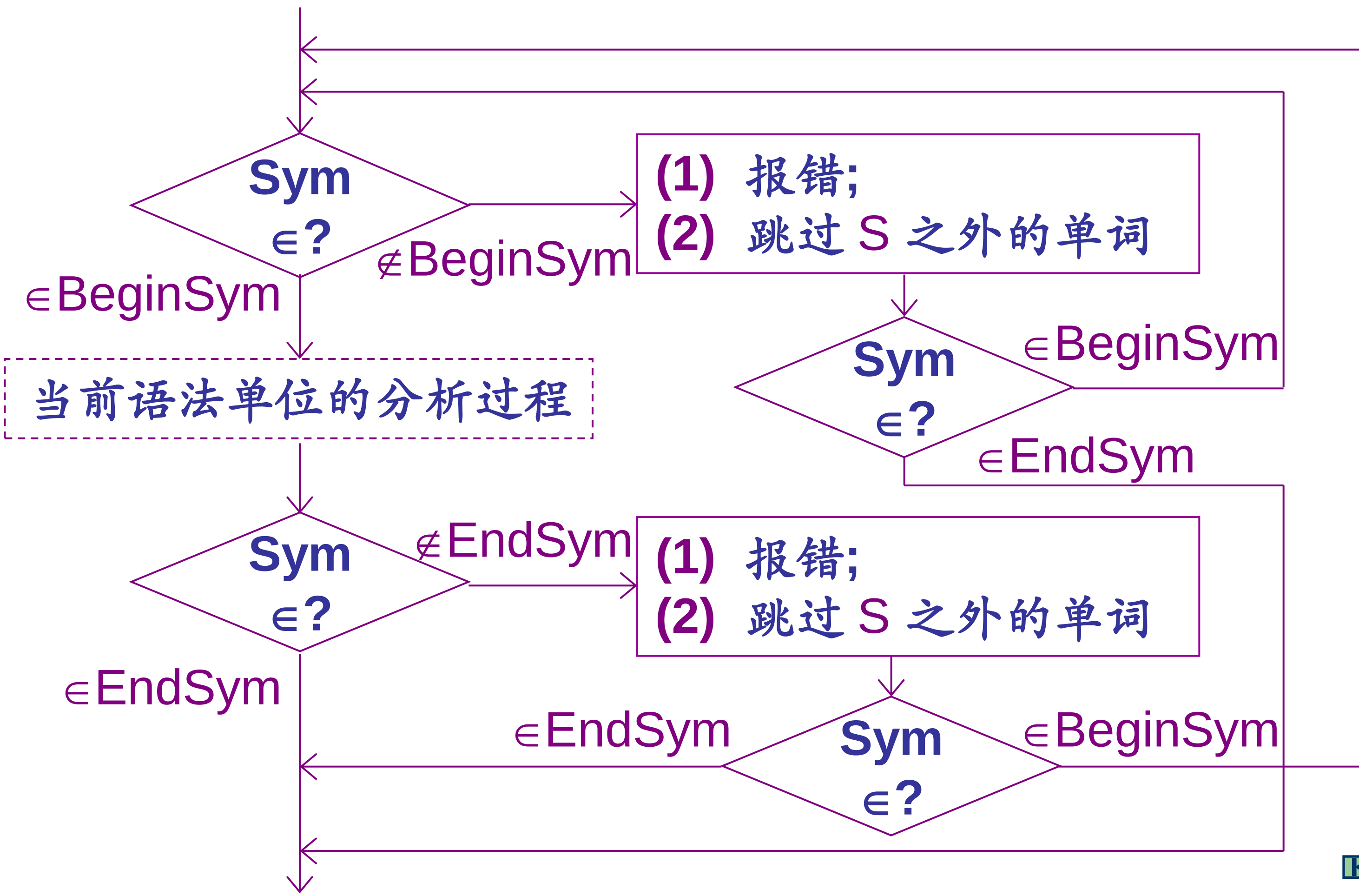
## ✧ 递归下降分析程序的错误处理

Sym为正扫描的符号

S为补救的符号集合

S = BeginSym ∪ EndSym

### – 短语层恢复可采取的流程



# 预测分析中的出错处理

## ✧ 递归下降分析程序的错误处理

### – 短语层恢复举例

$B \rightarrow [\,A\,] \mid (\,A\,)$
$A \rightarrow a$

```
procedure ParseB ( EndSym )
{
  if ( lookahead ∉ { ‘[’, ‘(’ } ) {
        报错；跳过 S 之外的单词;     /* S = { ‘[’, ‘(’ } ∪EndSym */
  }
  while ( lookahead ∈ { ‘[’, ‘(’ }  ) {
    if (lookahead == ‘[’)
      { MatchToken(‘[’); ParseA ( EndSym∪{‘]’} ); MatchToken(‘]’); }
    else { MatchToken(‘(‘); ParseA ( EndSym∪{‘)’} ); MatchToken(‘)’); }
    if ( lookahead ∉ EndSym )  {
          报错；跳过 S 之外的单词;     /* S = { ‘[’, ‘(’ } ∪EndSym */
      }
  }
}
```

## ✧ 递归下降分析程序的错误处理

– 短语层恢复举例

$B \to [\, A \,] \mid (\, A \,)$
$A \to a$

```
procedure ParseA ( EndSym )
{
    if ( lookahead ∉ { 'a' } )  {
            报错；跳过 S 之外的单词;     /* S = { 'a' }∪EndSym */
    }
    while ( lookahead ∈ { 'a' } ) {
        MatchToken ( 'a' );
        if ( lookahead ∉ EndSym )  {
            报错；跳过 S 之外的单词;     /* S = { 'a' }∪EndSym */
        }
    }
}
```

# 预测分析中的出错处理



## ✧ 递归下降分析程序的错误处理

### – 短语层恢复举例

```
void MatchToken(int expected)
{
    if (lookahead != expected)  //判别当前单词是否与
    {                                           //期望的终结符匹配
        printf("syntax error \n");
    }
   else         // 若匹配,消费掉当前单词并读入下一个
       lookahead = getToken();   //调用词法分析程序
}
```

注：与前面相比，这里的MatchToken函数报错后不退出系统

# LL(*K*) 文法的有关结论



- LL(*K*)文法
  - 推广LL(1)文法

可以通过向前查看***k***个符号来唯一确定产生式，以便在自顶向下预测分析中对相应的非终结符进行展开。

# LL(*K*) 文法的有关结论

## ✧ LL(*K*)文法

### – 一些重要的结论

- 给定*k*>0, 一个CFG是否为LL(*k*) 文法是可判定的
- 对于一个CFG, 是否存在*k*>0, 使得该文法是 LL(*k*) 文法，是不可判定的
- 对于一个CFG, 是否存在一个与之等价的 LL(*k*) 文法 (*k*>0)，是不可判定的
- 两个LL(*k*) 文法的语言是否相等是可判定的
- LL(*k*) 文法是无二义文法
- LL(*k*) 文法中不存在左递归的非终结符
- 给定 *k*>0, 不含 ε 产生式的 LL(*k*) 文法的语言类真包含于不含 ε 产生式的 LL(*k*+1) 文法的语言类

# 课后作业



参见网络学堂公告："第一次书面作业"

# 课后作业



## ✧ 非书面作业

理解讲稿中递归下降分析程序的错误处理技术（含短语层恢复技术）。

思考：在使用表驱动技术的自顶向下分析程序中如何实现短语层恢复?

*That's all for today.*

# *Thank You*