# 编译原理

## 第四章 自上而下语法分析

方徽星
扬州大学 信息工程学院(505)
fanghuixing@yzu.edu.cn
2018年春季学期

# 本章主要内容

一. 下推自动机

二. 自上而下分析法存在的问题

三. 自上而下分析法的一般方法

四. LL(1)文法

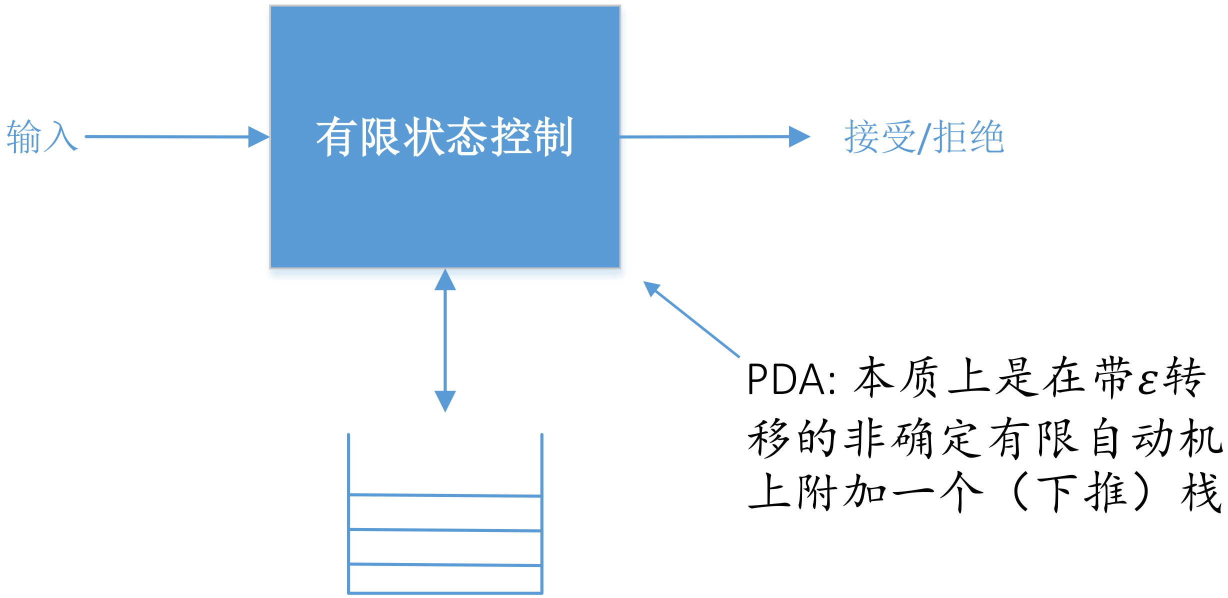
五. 递归下降和非递归的预测分析

六. 预测分析表的构造

# 第一节  下推自动机

# 1.1 PDA的组成

- 大部分高级程序设计语言的语句可以用上下文无关文法描述
- 下推自动机(PDA: Pushdown Automata)能够识别上下文无关文法所描述的语言



# 1.1 PDA的组成

- PDA是一个7元组$M=(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,Z_0,F)$：
  - $Q$：有限的状态集合
  - $\Sigma$：输入符号字母表（有限集合）
  - $\Gamma$：有限的栈字母表，是能够被推入栈的符号集合
  - $\delta$：$Q\times(\Sigma\cup\{\varepsilon\})\times\Gamma\rightarrow 2^{Q\times\Gamma^*}$，转移函数，$\delta$的输出是序对的有限集合
  - $q_0$：初始状态$q_0\in Q$
  - $Z_0$：初始符号$Z_0\in\Gamma$，开始时栈中只有这个符号
  - $F$：接受状态集合，$F\subseteq Q$

# 1.2 PDA的工作原理

- 设上下文无关文法 $G = (V_N, \Sigma, P, S)$，构造下推自动机$M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$：
  - $Q = F = \{q_0\}$，控制器只有一个状态
  - $\Gamma = V_N \cup \Sigma$，非终结符集合与终结符集合的并
  - $Z_0 = S$，栈初始符号与文法初始符号相同
  - 转移函数:
    - 推导：对于形如: A-> r的产生式，有$\delta(\mathrm{q}, \varepsilon, \mathrm{A}) = (\mathrm{q}, \mathrm{r})$
    - 匹配：对于输入符号$a \in \Sigma$, 有$\delta(\mathrm{q}, a, a) = (\mathrm{q}, \varepsilon)$

# 1.2 PDA的工作原理

- 例：构造PDA接受语言$L = \{a^n c b^n \mid n \geq 0\}$

解：生成$L$的文法产生式可以表示如下：

$$S \to aSb \mid c$$

相应的PDA $M = (\{q\}, \{a, b, c\}, \{S, a, b, c\}, \delta, q, S, \{q\})$的转移函数：

- $\delta(q, \varepsilon, S) = \{(q, aSb), (q, c)\}$
- $\delta(q, a, a) = (q, \varepsilon)$
- $\delta(q, b, b) = (q, \varepsilon)$
- $\delta(q, c, c) = (q, \varepsilon)$

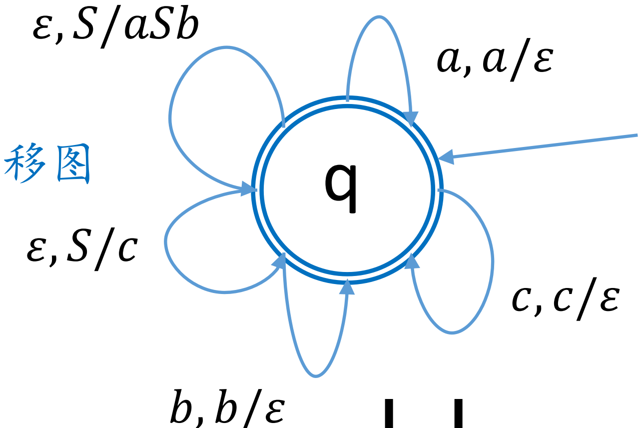
对输入串$aacbb$的分析过程为：

$$(q, aacbb, S) \vdash (q, aacbb, aSb) \vdash (q, acbb, Sb)$$
$$\vdash (q, acbb, aSbb) \vdash (q, cbb, Sbb) \vdash (q, cbb, cbb)$$
$$\vdash (q, bb, bb) \vdash (q, b, b) \vdash (q, \varepsilon, \varepsilon)$$(栈空，接受)

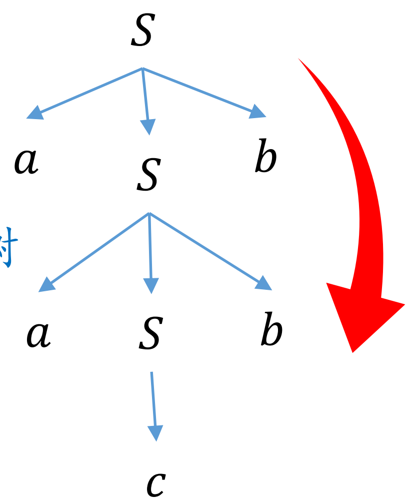
# 1.2 PDA的工作原理

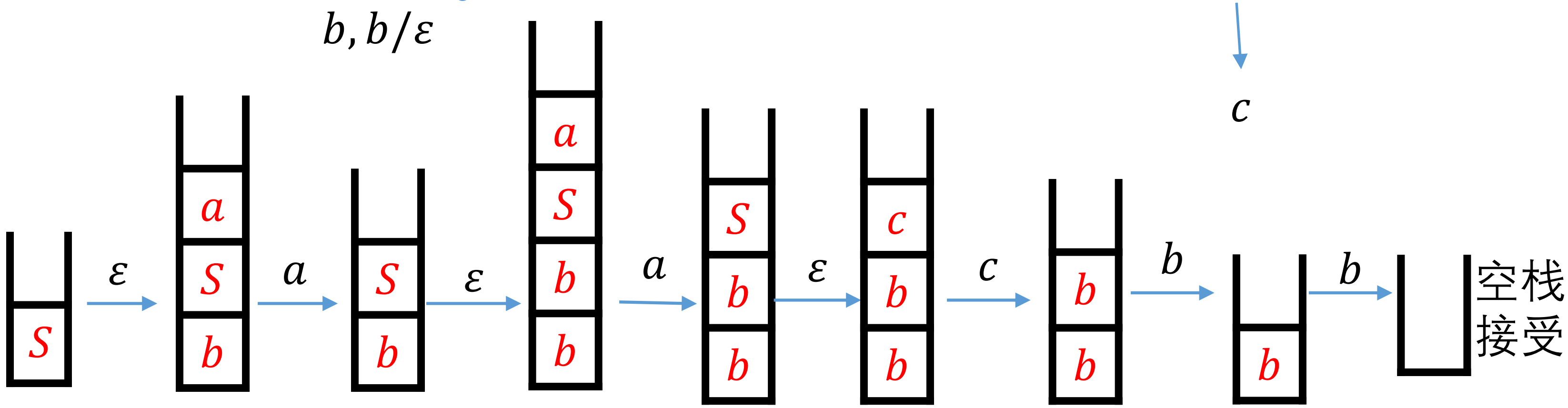
- 例：构造PDA接受语言$L = \{a^n c b^n \mid n \geq 0\}$（续）

PDA转移图




串$aacbb$的语法分析树




接受串$aacbb$的栈变化过程

# 第二节 自上而下分析法存在的问题

# 2.1 左递归的消除

- 左递归：如果一个文法中有一个非终结符A使得对某个串$\alpha$存在一个推导$A \overset{+}{\Rightarrow} A\alpha$，则该文法是左递归的(Left Recursive)
- 自上而下语法分析方法不能处理左递归文法，需通过转换消除左递归
- **直接左递归**

  $$A \to A\alpha_1 \mid A\alpha_2 \ldots \mid A\alpha_m \mid \beta_1 \mid \beta_2 \mid \ldots \mid \beta_n$$

  其中$\beta_i$都不以$A$开头，将$A$的产生式替换为:

  - $A \to \beta_1 A' \mid \ldots \mid \beta_n A'$
  - $A' \to \alpha_1 A' \mid \ldots \mid \alpha_m A' \mid \varepsilon$

# 2.1 左递归的消除

- 例：考虑文法：$S \rightarrow Aa \mid b, \quad A \rightarrow Sd \mid \varepsilon$

其中$S$是左递归的：$S \Rightarrow Aa \Rightarrow Sda$，但不是直接左递归的，使用$S$的产生式对$A \rightarrow Sd$ 中的$S$进行代换，可以得到下面的文法：

  - $S \rightarrow Aa \mid b$
  - $A \rightarrow Aad \mid bd \mid \varepsilon$

然后删除其中的直接左递归，可得

  - $S \rightarrow Aa \mid b$
  - $A \rightarrow \ bdA' \mid A'$
  - $A' \rightarrow adA' | \varepsilon$

# 2.2 回溯的消除

- **回溯：** 进行推导时，如果有多个产生式可选，则选择具有不确定性，若选错则需回到最近选择处进行重选

- 使用预测：设$A \in V_{\mathrm{N}}$，且$A \to \alpha \mid \beta$，当$A$为栈顶符号，而输入符号为a时：
  - 若$\mathrm{a} \in First(\alpha)$，$\mathrm{a} \notin First(\beta)$，则选$A \to \alpha$
  - 若$\mathrm{a} \notin First(\alpha)$，$\mathrm{a} \in First(\beta)$，则选$A \to \beta$
  - 若$\mathrm{a} \notin First(\alpha)$，$\mathrm{a} \notin First(\beta)$，则表示输入有错
  - 若$\mathrm{a} \in First(\alpha)$，$\mathrm{a} \in First(\beta)$，提取左公因子

- $First(\alpha) = \{\mathrm{a} \mid \alpha \overset{*}{\Rightarrow} \mathrm{a}\ldots, \mathrm{a} \in V_T\}$，是从文法符号串 $\alpha$ 推导得到的串首符号集合

# 2.2 回溯的消除

- 提取左公因子：当无法决定在两个产生式中如何选择时，可以通过改写产生式来**推后选择**，等**读入了足够多的输入**再做出正确的选择
- 例如：文法中有产生式$A \rightarrow \alpha\,\beta_1 \mid \alpha\,\beta_2$，如果输入的开头是从$\alpha$推导得到的非空串，则可以改造产生式如下：
  - $A \rightarrow \alpha A'$
  - $A' \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2$

  其中$\alpha$为左公因子

# 2.2 回溯的消除

- 提取左公因子算法
  - **输入：** 文法G
  - **输出：** 等价的提取了左公因子的文法
  - **方法：** 对于每个非终结符$A$，找出它的两个或多个选项之间的最长公共前缀$\alpha$，如果$\alpha \neq \varepsilon$则将所有$A$的产生式$A \rightarrow \alpha\, \beta_1 \mid \alpha\, \beta_2\ \mid \cdots \mid \alpha\, \beta_n \mid \gamma$改写为
    - $A \rightarrow \alpha A' \mid \gamma$
    - $A' \rightarrow \beta_1 \mid \beta_2 \mid \ldots \mid \beta_n$
    - 其中$\gamma$表示所有不以$\alpha$开头的产生式体；$A'$是非终结符号
    - 不断应用此改写方法，直到每个非终结符号的任意两个产生式体都没有公共前缀为止

# 2.2 回溯的消除

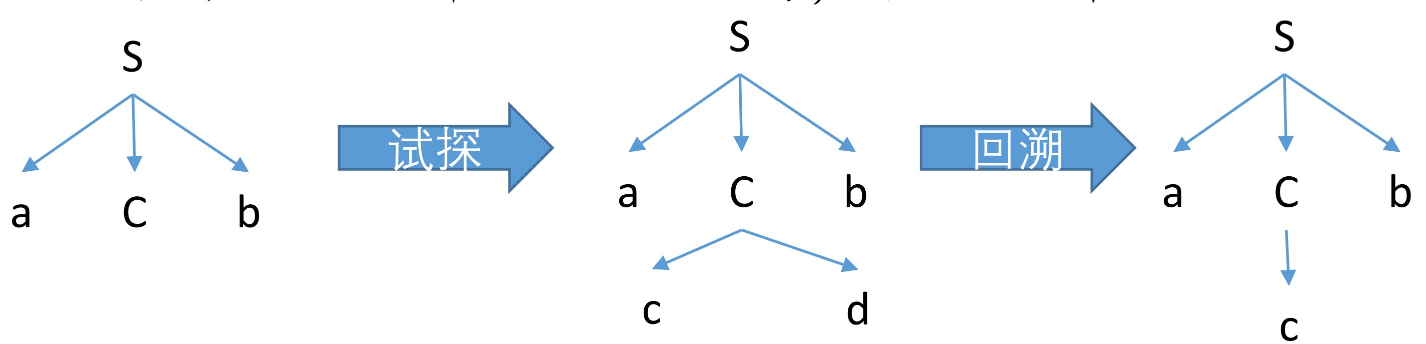
- 例：考虑如下文法
  - $S \to iEtS \mid iEtSeS \mid a$
  - $E \to b$

  提取左公因子后，新文法为：
  - $S \to iEtSS' \mid a$
  - $S' \to eS \mid \varepsilon$
  - $E \to b$

## 第三节 自上而下分析法的一般方法

# 3. 自上而下分析法的一般方法

- 自上而下分析：对任何输入串，从文法开始符号出发，自上而下，从左到右地构建输入串的语法分析树
  - 本质上是为输入串寻找最左推导
  - 一种试探过程：反复使用不同的产生式以匹配输入
  - 文法应该没有左递归（避免陷入无限循环）
  - 试探与回溯效率低、代价高，在实践中价值不大



# 第四节 LL(1)文法

# 4. LL(1)文法

- 对文法符号串$\alpha$，定义：

$$First(\alpha) = \{\mathrm{a} \mid \alpha \overset{*}{\Rightarrow} \mathrm{a} \ldots, \mathrm{a} \in V_T\}$$

**[注意：当$\boldsymbol{\alpha} \overset{*}{\Rightarrow} \boldsymbol{\varepsilon}$时，$\boldsymbol{\varepsilon} \in \mathbf{First}(\boldsymbol{\alpha})$]**

如果对非终结符A的任意两个不同选择$\alpha$和$\beta$:

$$First(\alpha) \cap First(\beta) = \emptyset$$

当要求A匹配输入串时，就可以准确指派某个选择

- 用提取公因子方法可以使A的所有选择的开始符号集合两两不相交

# 4. LL(1)文法

例：考虑如下文法产生式

- $E \rightarrow TE'$
- $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
- $T \rightarrow FT'$
- $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
- $F \rightarrow (E) \mid i$

- 当处理非终结符$E'$时，$First(E')$ = {+, ε}，遇到‘+’时，选择$E' \rightarrow +TE'$；**当遇到‘）’的时候，如何选择？**

  为了处理非终结符A可推出ε的情况，需要知道A**后面紧跟的是什么终结符**

# 4. LL(1)文法

- 如果ε属于非终结符$A$的某个选择的开始符号集合，则需要定义$A$的后继符号集合

$$Follow(A) = \{\mathrm{a} \mid S \overset{*}{\Rightarrow} \ldots A\mathrm{a} \ldots, \mathrm{a} \in V_T\}$$

如果$A$是某个句型的最右符号，则令特殊符号

$$\$ \in Follow(A)$$

- 约定$是一个特殊的“结束标记”符号，且不是任何文法符号

# 4. LL(1)文法

- 计算文法符号X的$First(\mathrm{X})$，不断应用下列规则直到没有新的终结符号或$\varepsilon$可以被加入到任何$First$集合中
  - 如果X是一个终结符号，则$First(\mathrm{X}) = \{\mathrm{X}\}$
  - 如果X是一个非终结符号，且有产生式

$$\mathrm{X} \to Y_1 Y_2 \dots Y_k (k \geq 1)$$

    如果$[\exists i. a \in First(Y_i)] \wedge [\forall j_{<i}. \varepsilon \in First(Y_j)]$
    则把$a$加入到$First(\mathrm{X})$中
  - 如果有产生式$\mathrm{X} \to \varepsilon$,则$\varepsilon \in First(\mathrm{X})$

# 4. LL(1)文法

- 计算文法符号串$X_1X_2 \dots X_n$的$First$集合
  - $\forall a \in First(X_1).\ a \neq \varepsilon \Longrightarrow a \in First(X_1X_2 \dots X_n)$
  - $[\forall i_{<j}, \varepsilon \in First(X_i)] \Longrightarrow [\forall a \in First\left(X_j\right).\ a \neq \varepsilon \Longrightarrow a \in First(X_1X_2 \dots X_n)]$
  - $\forall i.\ \varepsilon \in First(X_i) \Longrightarrow \varepsilon \in First(X_1X_2 \dots X_n)$
- 例：计算文法符号串$XY$的$First$集合，其中
  - $X \rightarrow \varepsilon \mid a$
  - $Y \rightarrow b$

$$First(XY) = ?$$

# 4. LL(1)文法

- 计算非终结符号$A$的$Follow$集合，应用如下规则直到没有新的终结符可以加入到任意的$Follow$集合
  - 将\$放入$Follow(S)$，其中$S$是开始符号，\$是输入右端的结束符
  - 若有产生式$B \to \alpha A \beta$，则$\boldsymbol{First(\beta)}$中除了$\varepsilon$之外的符号均在$Follow(A)$中
  - 若有
    - 产生式$B \to \alpha A$，或
    - 产生式$B \to \alpha A \beta$且$\varepsilon \in First(\beta)$

    则把$\boldsymbol{Follow(B)}$中全部符号放入$Follow(A)$

# 4. LL(1)文法

- 例：考虑如下文法产生式
  - $E \to TE'$
  - $E' \to +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \to FT'$
  - $T' \to *FT' \mid \varepsilon$
  - $F \to (E)$

$$Follow(T) = ?$$

# 4. LL(1)文法

- 例：考虑如下文法产生式
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E)$

$Follow(E) = \{\$, )\}$

- 因$E$是开始符号，所以$\$ \in Follow(E)$
- 因$F \rightarrow (E)$，则$First())$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(E)$中，所以$) \in Follow(E)$

# 4. LL(1)文法

- 例：考虑如下文法产生式
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E)$

$Follow(E) = \{\$, )\}$

- 因$E$是开始符号，所以$\$ \in Follow(E)$
- 因$F \rightarrow (E)$，则$First())$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(E)$中，所以$) \in Follow(E)$

$Follow(E') = \{\$, )\}$

- 因$E \rightarrow TE'$，所以$Follow(E)$中所有符号均在$Follow(E')$

# 4. LL(1)文法

- 例：考虑如下文法产生式
  - $E \to TE'$
  - $E' \to +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \to FT'$
  - $T' \to * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \to (E)$

$Follow(T) = \{+, \$, )\}$

- 因$E \to TE'$，所以$First(E')$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(T)$中，则$+ \in Follow(T)$
- $E' \to +TE'$(同上)
- 因$E' \to +TE'$，且$\varepsilon \in First(E')$则$Follow(E')$中所有符号均在$Follow(T)$中

$Follow(E) = \{\$, )\}$

- 因$E$是开始符号，所以$\$ \in Follow(E)$
- 因$F \to (E)$，则$First())$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(E)$中，所以$) \in Follow(E)$

$Follow(E') = \{\$, )\}$

- 因$E \to TE'$，所以$Follow(E)$中所有符号均在$Follow(E')$

# 4. LL(1)文法

- 例：考虑如下文法产生式
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E)$

$Follow(T) = \{+, \$, )\}$
- 因$E \rightarrow TE'$，所以$First(E')$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(T)$中，则$+ \in Follow(T)$
- $E' \rightarrow +TE'$(同上)
- 因$E' \rightarrow +TE'$，且$\varepsilon \in First(E')$则$Follow(E')$中所有符号均在$Follow(T)$中

$Follow(E) = \{\$, )\}$
- 因$E$是开始符号，所以$\$ \in Follow(E)$
- 因$F \rightarrow (E)$，则$First())$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(E)$中，所以$) \in Follow(E)$

$Follow(T') = \{+, \$, )\}$
- 因$T \rightarrow FT'$，所以$Follow(T)$中所有符号均在$Follow(T')$

$Follow(E') = \{\$, )\}$
- 因$E \rightarrow TE'$，所以$Follow(E)$中所有符号均在$Follow(E')$

# 4. LL(1)文法

- 例：考虑如下文法产生式
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E)$

$Follow(E) = \{\$, )\}$

- 因$E$是开始符号，所以$\$ \in Follow(E)$
- 因$F \rightarrow (E)$，则$First())$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(E)$中，所以$) \in Follow(E)$

$Follow(E') = \{\$, )\}$

- 因$E \rightarrow TE'$，所以$Follow(E)$中所有符号均在$Follow(E')$

$Follow(T) = \{+, \$, )\}$

- 因$E \rightarrow TE'$，所以$First(E')$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(T)$中，则$+ \in Follow(T)$
- $E' \rightarrow +TE'$(同上)
- 因$E' \rightarrow +TE'$，且$\varepsilon \in First(E')$则$Follow(E')$中所有符号均在$Follow(T)$中

$Follow(T') = \{+, \$, )\}$

- 因$T \rightarrow FT'$，所以$Follow(T)$中所有符号均在$Follow(T')$

$Follow(F) = \{*, +, \$, )\}$

- 因$T \rightarrow FT'$，所以$First(T')$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(F)$中，则$* \in Follow(F)$
- 因$T' \rightarrow * FT'$，且$\varepsilon \in First(T')$则$Follow(T')$中所有符号均在$Follow(F)$中

# 4. LL(1)文法

- 如果文法G中所有产生式$A \rightarrow \alpha \mid \beta$满足如下条件
  1. $First(\alpha) \cap First(\beta) = \emptyset$
  2. 若$\beta \overset{*}{\Rightarrow} \varepsilon$，则$First(\alpha) \cap Follow(A) = \emptyset$($\alpha \overset{*}{\Rightarrow} \varepsilon$也类似)

  则G是LL(1)文法
  - ✓第一个L代表从左(**L**eft)向右地扫描输入
  - ✓第二个L代表产生最左推导(**L**eftmost derivation)
  - ✓1表示在决定语法分析器的每步动作时需要向前看下一个输入符号
- LL(1)文法：不是二义的，不含左递归，没有公共左因子

# 第五节 递归下降和非递归的预测分析

# 5.1 递归下降的预测分析

- **预测分析：**根据当前输入符号为非终结符确定采用哪种选择(LL(1)文法满足要求)
- **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
  - 文法的定义是递归的，因此过程也是递归的
  - 处理输入串时，首先执行开始符号所对应的过程
  - 然后根据产生式右部出现的非终结符，依次调用相应的过程
  - 逐步下降的过程调用序列隐含地建立了输入的分析树

# 5.1 递归下降的预测分析

- 一个非终结符A对应的典型过程

```
A() {
    选择一个A的产生式，A → X1X2 ... Xk;
    for (i = 1  to  k) {
        if (Xi是一个非终结符)
                调用过程Xi();
        else if (Xi等于当前输入符)
                读取下一个输入
        else /*发生错误*/;
    }
}
```

# 5.1 递归下降的预测分析

- 例：考虑文法
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E) \mid i$

```
E() {
    T();
    E'();
}
```

# 5.1 递归下降的预测分析

- 例：考虑文法
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E) \mid i$

```
E() {
    T();
    E'();
}
```

```
T() {
    F();
    T'();
}
```

# 5.1 递归下降的预测分析

- 例：考虑文法
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E) \mid i$

$$
\begin{array}{l}
E()\ \{ \\
\qquad T(); \\
\qquad E'(); \\
\}
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{l}
T()\ \{ \\
\qquad F(); \\
\qquad T'(); \\
\}
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{l}
E'()\ \{ \\
\quad \textbf{if}\ (token =' +')\{ \\
\qquad\qquad \text{nextToken}(); \\
\qquad\qquad T(); \\
\qquad\qquad E'(); \\
\quad \} \\
\}
\end{array}
$$

# 5.1 递归下降的预测分析

- 例：考虑文法
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E) \mid i$

```
E() {
      T();
      E'();
}
```

```
T() {
      F();
      T'();
}
```

```
E'() {
  if (token = '+'){
        nextToken();
        T();
        E'();
  }
}
```

```
T'() {
      if (token = '*'){
            nextToken();
            F();
            T'();
      }
}
```

# 5.1 递归下降的预测分析

- 例：考虑文法
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E) \mid i$

```
E() {
    T();
    E'();
}
```

```
T() {
    F();
    T'();
}
```

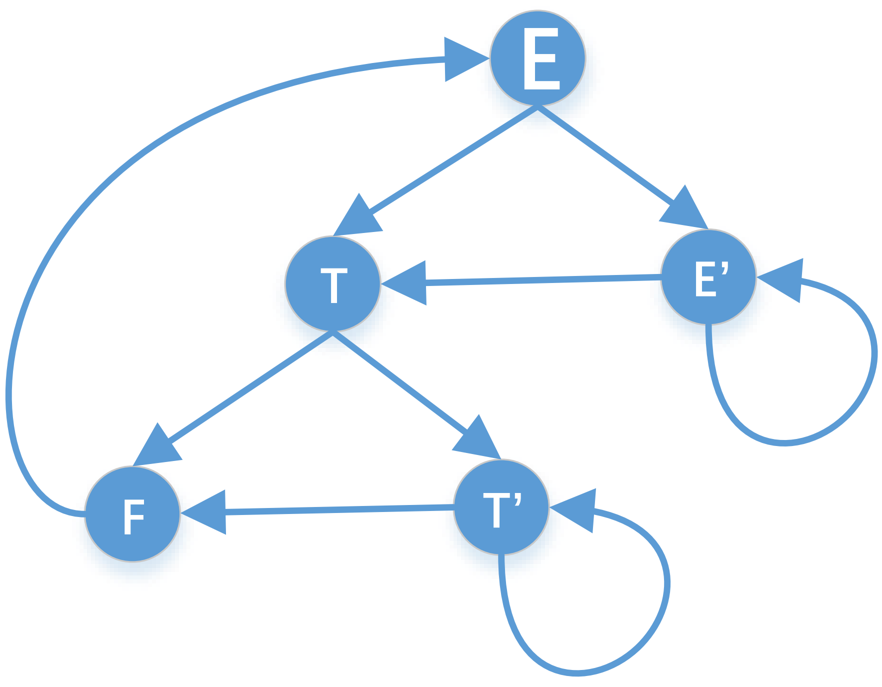
```
F() {
    if (token = 'i'){
        nextToken();
    }
    else if (token = '('){
        nextToken();
        E();
        if (token = ')'){
            nextToken();
        } else ERROR();
    } else ERROR();
}
```

```
E'() {
  if (token = '+'){
        nextToken();
        T();
        E'();
  }
}
```

```
T'() {
    if (token = '*'){
        nextToken();
        F();
        T'();
    }
}
```

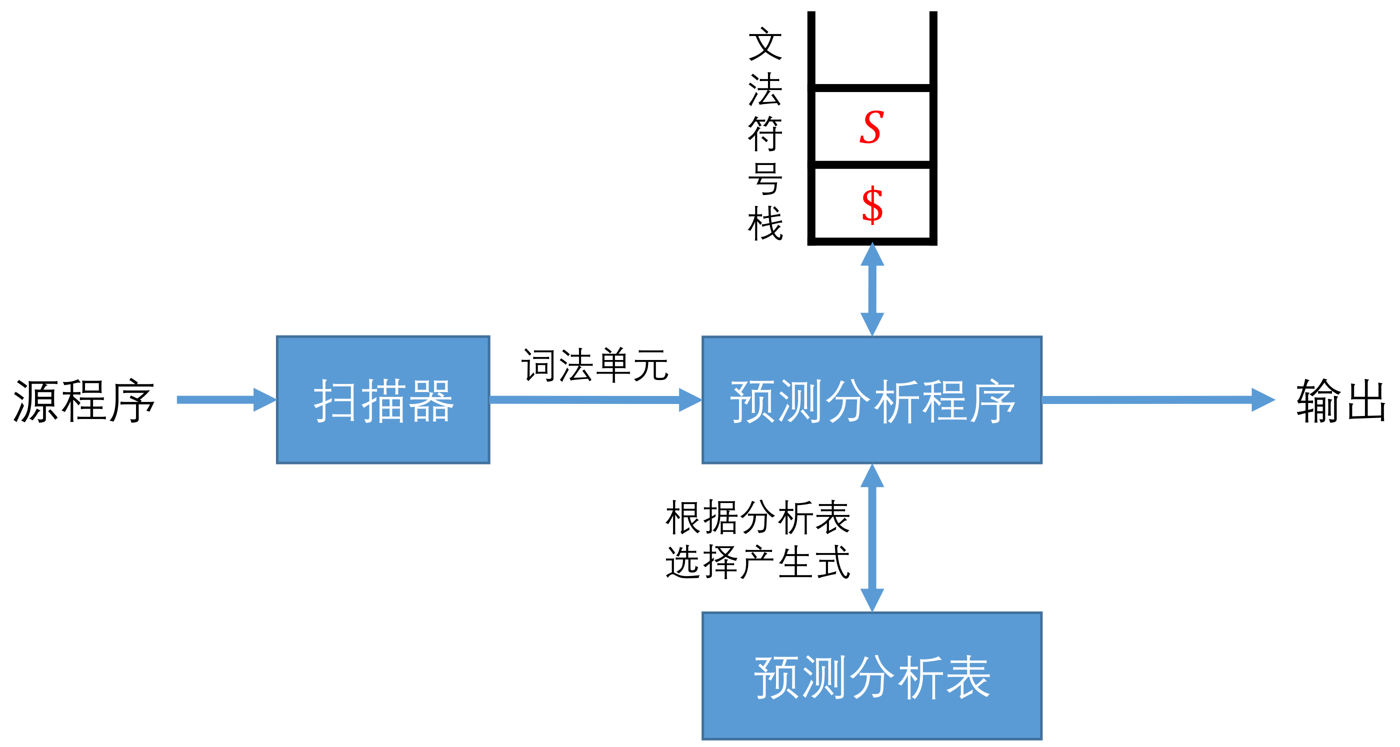
# 5.1 递归下降的预测分析

- 例：考虑文法
  - $E \rightarrow TE'$
  - $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$
  - $T \rightarrow FT'$
  - $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$
  - $F \rightarrow (E) \mid i$



# 5.2 非递归的预测分析

- 分析表驱动的预测分析器模型



# 5.2 非递归的预测分析

- 分析表驱动的预测分析算法

**输入：**
串w和G的预测分析表M

**输出：**
若w在L(G)中则输出w的一个最左推导；否则给出错误指示

**方法：**
开始时，输入缓冲区中是w$；
G的开始符号S位于栈顶，S的下面是符号$

```
设置ip指向w的第一个符号
X := 栈顶符号;
while(X ≠ $){
    if(X等于ip所指向的符号){
        弹出栈顶符号;   ip := nextToken();
    }
    else if(X是终结符号) error();
    else if(M[X,a]是报错条目) error();
    else if(M[X,a] = X → Y1Y2 ... Yk){
        输出产生式X → Y1Y2 ... Yk;
        弹出栈顶符号;
        将Yk,Yk−1,...,Y1压栈, Y1位于栈顶;
    }
    X := 栈顶符号;
}
```

# 5.2 非递归的预测分析

- 例：考虑文法

$$E \to TE' \qquad E' \to +TE' \mid \varepsilon \qquad T \to FT'$$

$$F \to (E) \mid \mathbf{id} \qquad T' \to *FT' \mid \varepsilon$$

| 非终结符号 | 输入符号 | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | **id** | + | * | ( | ) | $ |
| $E$ | $E \to TE'$ | — | — | $E \to TE'$ | — | — |
| $E'$ | — | $E' \to +TE'$ | — | — | $E' \to \varepsilon$ | $E' \to \varepsilon$ |
| $T$ | $T \to FT'$ | — | — | $T \to FT'$ | — | — |
| $T'$ | — | $T' \to \varepsilon$ | $T' \to *FT'$ | — | $T' \to \varepsilon$ | $T' \to \varepsilon$ |
| $F$ | $F \to \mathbf{id}$ | — | — | $F \to (E)$ | — | — |

预测分析表M

# 5.2 非递归的预测分析

- 处理输入$\mathbf{id}+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$推导过程

$E \xrightarrow{\mathbf{id}} TE'$ $\quad E \xrightarrow{(} TE'$

$E' \xrightarrow{+} +TE'$ $\quad E' \xrightarrow{)} \varepsilon$

$E' \xrightarrow{\$} \varepsilon$ $\quad T \xrightarrow{\mathbf{id}} FT'$

$T \xrightarrow{(} FT'$ $\quad T' \xrightarrow{+} \varepsilon$

$T' \xrightarrow{*} *FT'$ $\quad T' \xrightarrow{)} \varepsilon$

$T' \xrightarrow{\$} \varepsilon$ $\quad F \xrightarrow{\mathbf{id}} \mathbf{id}$

$F \xrightarrow{(} (E)$

迁移关系表示
预测分析表M

| 已匹配 | 栈 | 输入 | 动作 |
|---|---|---|---|
| | $E\$$ | $\mathbf{id}+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | |
| | $TE'\$$ | $\mathbf{id}+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 输出 $E \to TE'$ |
| | $FT'E'\$$ | $\mathbf{id}+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 输出 $T \to FT'$ |
| | $\mathbf{id}T'E'\$$ | $\mathbf{id}+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 输出 $F \to \mathbf{id}$ |
| $\mathbf{id}$ | $T'E'\$$ | $+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 匹配 $\mathbf{id}$ |
| $\mathbf{id}$ | $E'\$$ | $+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 输出 $T' \to \varepsilon$ |
| $\mathbf{id}$ | $+TE'\$$ | $+\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 输出 $E' \to +TE'$ |
| $\mathbf{id}+$ | $TE'\$$ | $\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 匹配 $+$ |
| $\mathbf{id}+$ | $FT'E'\$$ | $\mathbf{id}*\mathbf{id}\$$ | 输出 $T \to FT'$ |
| ? | ? | ? | ? |

# 第六节 预测分析表的构造

# 6. 预测分析表的构造

- **预测分析表构造算法**
  - **输入**：文法G
  - **输出**：预测分析表M
  - **方法**：对于G的每个产生式$A \to \alpha$：
    - **对于$\boldsymbol{First(\alpha)}$**中的每个终结符$\boldsymbol{c}$，将$\boldsymbol{A \to \alpha}$加入到**M$[\boldsymbol{A, c}]$**中
    - **若$\boldsymbol{\varepsilon}$在$\boldsymbol{First(\alpha)}$中，** 那么对于$\boldsymbol{Follow(A)}$中的每个终结符$\boldsymbol{d}$（包括特殊符号 **\$**），将$\boldsymbol{A \to \alpha}$加入到**M$[\boldsymbol{A, d}]$**中
  - 完成上述操作之后，若M$[A, c]$中没有产生式，则设置为‘—’，代表错误

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$$E \to TE' \qquad E' \to +TE' \mid \varepsilon \qquad T \to FT'$$

$$F \to (E) \mid \mathbf{id} \qquad T' \to * FT' \mid \varepsilon$$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | |
| $E'$ | $\{+, \varepsilon\}$ | |
| $T$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | |
| $F$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | |
| $T'$ | $\{*, \varepsilon\}$ | |

$Follow(E) = \{\$, )\}$

- 因$E$是开始符号，所以$\$ \in Follow(E)$
- 因$F \to (E)$，则$First())$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(E)$中，所以$) \in Follow(E)$

$Follow(E') = \{\$, )\}$

- 因$E \to TE'$，所以$Follow(E)$中所有符号均在$Follow(E')$

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$$E \rightarrow TE' \qquad E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon \qquad T \rightarrow FT'$$

$$F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id} \qquad T' \rightarrow *FT' \mid \varepsilon$$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $E'$ | $\{+, \varepsilon\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $T$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | |
| $F$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | |
| $T'$ | $\{*, \varepsilon\}$ | |

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$$E \to TE' \qquad E' \to +TE' \mid \varepsilon \qquad T \to FT'$$

$$F \to (E) \mid \mathbf{id} \qquad T' \to * FT' \mid \varepsilon$$

| NT | First | Follow |
| --- | --- | --- |
| $E$ | $\{(,\mathbf{id}\}$ | $\{\$,)\}$ |
| $E'$ | $\{+,\varepsilon\}$ | $\{\$,)\}$ |
| $T$ | $\{(,\mathbf{id}\}$ | |
| $F$ | $\{(,\mathbf{id}\}$ | |
| $T'$ | $\{*,\varepsilon\}$ | |

$Follow(T) = \{+,\$,)\}$

- 因$E \to TE'$，所以$First(E')$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(T)$中，则$+ \in Follow(T)$
- $E' \to +TE'$(同上)
- 因$E' \to +TE'$，且$\varepsilon \in First(E')$则$Follow(E')$中所有符号均在$Follow(T)$中

$Follow(T') = \{+,\$,)\}$

- 因$T \to FT'$，所以$Follow(T)$中所有符号均在$Follow(T')$

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$$E \to TE' \qquad E' \to +TE' \mid \varepsilon \qquad T \to FT'$$

$$F \to (E) \mid \mathbf{id} \qquad T' \to * FT' \mid \varepsilon$$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $E'$ | $\{+, \varepsilon\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $T$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{+, \$, )\}$ |
| $F$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | |
| $T'$ | $\{*, \varepsilon\}$ | $\{+, \$, )\}$ |

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$$E \to TE' \qquad E' \to +TE' \mid \varepsilon \qquad T \to FT'$$

$$F \to (E) \mid \mathbf{id} \qquad T' \to * FT' \mid \varepsilon$$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(,\mathbf{id}\}$ | $\{\$,)\}$ |
| $E'$ | $\{+,\varepsilon\}$ | $\{\$,)\}$ |
| $T$ | $\{(,\mathbf{id}\}$ | $\{+,\$,)\}$ |
| $F$ | $\{(,\mathbf{id}\}$ | |
| $T'$ | $\{*,\varepsilon\}$ | $\{+,\$,)\}$ |

$Follow(F) = \{*,+,\$,)\}$

- 因$T \to FT'$，所以$First(T')$中除$\varepsilon$外的符号均在$Follow(F)$中，则$* \in Follow(F)$
- 因$T' \to * FT'$，且$\varepsilon \in First(T')$则$Follow(T')$中所有符号均在$Follow(F)$中

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$E \rightarrow TE'$ $\quad E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$ $\quad T \rightarrow FT'$

$F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id}$ $\quad T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $E'$ | $\{+, \varepsilon\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $T$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{+, \$, )\}$ |
| $F$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{*, +, \$, )\}$ |
| $T'$ | $\{*, \varepsilon\}$ | $\{+, \$, )\}$ |

对于$E \rightarrow TE'$，有$First(TE') = \{(, \mathbf{id}\}$

- 所以将$E \rightarrow TE'$加入M$[E, (]$和M$[E, \mathbf{id}]$中
- $\varepsilon \notin First(TE')$，没有操作

| 非终结符号 | 输入符号 | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | id | + | * | ( | ) | $ |
| $E$ | $E \rightarrow TE'$ | — | — | $E \rightarrow TE'$ | — | — |

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$E \to TE'$  $E' \to +TE' \mid \varepsilon$  $T \to FT'$

$F \to (E) \mid \mathbf{id}$  $T' \to * FT' \mid \varepsilon$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $E'$ | $\{+, \varepsilon\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $T$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{+, \$, )\}$ |
| $F$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{*, +, \$, )\}$ |
| $T'$ | $\{*, \varepsilon\}$ | $\{+, \$, )\}$ |

对于$E' \to \varepsilon$，有$First(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$
对于$Follow(E')$中的每个终结符

- \$，将$E' \to \varepsilon$ 加入M[$E'$,\$]
- )，将$E' \to \varepsilon$加入M[$E'$,)]

对于$E' \to +TE'$，有$First(+TE') = \{+\}$

- 将$E' \to +TE'$加入M[$E'$,+] 中
- $\varepsilon \notin First(+TE')$，没有操作

| 非终结符号 | 输入符号 | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | $\mathbf{id}$ | $+$ | $*$ | ( | ) | \$ |
| $E$ | $E \to TE'$ | — | — | $E \to TE'$ | — | — |
| $E'$ | — | $E' \to +TE'$ | — | — | $E' \to \varepsilon$ | $E' \to \varepsilon$ |

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$E \to TE'$　　$E' \to +TE' \mid \varepsilon$　　$T \to FT'$

$F \to (E) \mid \mathbf{id}$　　$T' \to * FT' \mid \varepsilon$

| NT | First | Follow |
|---|---|---|
| $E$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $E'$ | $\{+, \varepsilon\}$ | $\{\$, )\}$ |
| $T$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{+, \$, )\}$ |
| $F$ | $\{(, \mathbf{id}\}$ | $\{*, +, \$, )\}$ |
| $T'$ | $\{*, \varepsilon\}$ | $\{+, \$, )\}$ |

对于$T \to FT'$，有$First(FT') = \{(, \mathbf{id}\}$
- 将$T \to FT'$加入M[$T$, (]和 M[$T$, $\mathbf{id}$]中
- $\varepsilon \notin First(FT')$，没有操作

| 非终结符号 | 输入符号 | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | $\mathbf{id}$ | $+$ | $*$ | ( | ) | $ |
| $E$ | $E \to TE'$ | — | — | $E \to TE'$ | — | — |
| $E'$ | — | $E' \to +TE'$ | — | — | $E' \to \varepsilon$ | $E' \to \varepsilon$ |
| $T$ | $T \to FT'$ | — | — | $T \to FT'$ | — | — |

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$E \rightarrow TE'$ $E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon$ $T \rightarrow FT'$

$F \rightarrow (E) \mid \mathbf{id}$ $T' \rightarrow * FT' \mid \varepsilon$

对于$T' \rightarrow * FT'$，有$First(* FT') = \{*\}$
- 将$T' \rightarrow * FT'$加入M$[T', *]$ 中
- $\varepsilon \notin First(FT')$，没有操作

对于$T' \rightarrow \varepsilon$，有$First(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$
对于$Follow(T')$中每个终结符
- $+$，将$T' \rightarrow \varepsilon$加入M$[T', +]$
- $\$$，将$T' \rightarrow \varepsilon$加入M$[T', \$]$
- $)$，将$T' \rightarrow \varepsilon$加入M$[T', )]$

| 非终结符号 | 输入符号 | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | **id** | $+$ | $*$ | ( | ) | \$ |
| $E$ | $E \rightarrow TE'$ | — | — | $E \rightarrow TE'$ | — | — |
| $E'$ | — | $E' \rightarrow +TE'$ | — | — | $E' \rightarrow \varepsilon$ | $E' \rightarrow \varepsilon$ |
| $T$ | $T \rightarrow FT'$ | — | — | $T \rightarrow FT'$ | — | — |
| $\boldsymbol{T'}$ | **—** | $\boldsymbol{T' \rightarrow \varepsilon}$ | $\boldsymbol{T' \rightarrow * FT'}$ | **—** | $\boldsymbol{T' \rightarrow \varepsilon}$ | $\boldsymbol{T' \rightarrow \varepsilon}$ |

# 6. 预测分析表的构造

- 例：考虑文法

$E \to TE'$ $E' \to +TE' \mid \varepsilon$ $T \to FT'$

$F \to (E) \mid \mathbf{id}$ $T' \to * FT' \mid \varepsilon$

| 非终结符号 | 输入符号 | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | **id** | + | * | ( | ) | \$ |
| $E$ | $E \to TE'$ | — | — | $E \to TE'$ | — | — |
| $E'$ | — | $E' \to +TE'$ | — | — | $E' \to \varepsilon$ | $E' \to \varepsilon$ |
| $T$ | $T \to FT'$ | — | — | $T \to FT'$ | — | — |
| $T'$ | — | $T' \to \varepsilon$ | $T' \to * FT'$ | — | $T' \to \varepsilon$ | $T' \to \varepsilon$ |
| $F$ | $F \to \mathbf{id}$ | — | — | $F \to (E)$ | — | — |

| | |
|---|---|
| 对于$F \to (E)$，有$First((E)) = \{(\}$<br>• 将$F \to (E)$加入M$[F, (]$ 中 | 对于$F \to \mathbf{id}$，有$First(\mathbf{id}) = \{\mathbf{id}\}$<br>• 将$F \to \mathbf{id}$加入M$[F, \mathbf{id}]$ 中 |

# 小结

- 下推自动机概念，形式定义，用途
- 左递归，回溯等问题
- LL(1)文法定义，First、Follow集合
- 递归下降分析、非递归的表驱动分析
- 预测分析表的构造算法