

第 5 章 自顶向下语法分析方法

第 1 题

对文法 $G[S]$

$S \rightarrow a | \wedge | (T)$

$T \rightarrow T, S | S$

(1) 给出 $(a, (a, a))$ 和 $((a, a), \wedge, (a)), a)$ 的最左推导。

(2) 对文法 G ，进行改写，然后对每个非终结符写出不带回溯的递归子程序。

(3) 经改写后的文法是否是 LL(1) 的? 给出它的预测分析表。

(4) 给出输入串 $(a, a)\#$ 的分析过程，并说明该串是否为 G 的句子。

答案:

(1) 对 $(a, (a, a))$ 的最左推导为:

$$\begin{aligned} S &\Rightarrow (T) \\ &\Rightarrow (T, S) \\ &\Rightarrow (S, S) \\ &\Rightarrow (a, S) \\ &\Rightarrow (a, (T)) \\ &\Rightarrow (a, (T, S)) \\ &\Rightarrow (a, (S, S)) \\ &\Rightarrow (a, (a, S)) \\ &\Rightarrow (a, (a, a)) \end{aligned}$$

对 $((a, a), \wedge, (a)), a)$ 的最左推导为:

$$\begin{aligned} S &\Rightarrow (T) \\ &\Rightarrow (T, S) \\ &\Rightarrow (S, S) \\ &\Rightarrow ((T), S) \\ &\Rightarrow ((T, S), S) \\ &\Rightarrow ((T, S, S), S) \\ &\Rightarrow ((S, S, S), S) \\ &\Rightarrow (((T), S, S), S) \\ &\Rightarrow (((T, S), S, S), S) \\ &\Rightarrow (((S, S), S, S), S) \\ &\Rightarrow (((a, S), S, S), S) \\ &\Rightarrow (((a, a), S, S), S) \\ &\Rightarrow (((a, a), \wedge, S), S) \\ &\Rightarrow (((a, a), \wedge, (T)), S) \\ &\Rightarrow (((a, a), \wedge, (S)), S) \end{aligned}$$

$$\Rightarrow(((a,a),\wedge,(a)),S)$$

$$\Rightarrow(((a,a),\wedge,(a)),a)$$

(2) 改写文法为:

0) $S \rightarrow a$

1) $S \rightarrow \wedge$

2) $S \rightarrow (T)$

3) $T \rightarrow S N$

4) $N \rightarrow , S N$

5) $N \rightarrow \epsilon$

非终结符	FIRST 集	FOLLOW 集
S	{a, \wedge , { }	{#, ,,)}
T	{a, \wedge , { }	{ }
N	{, , ϵ }	{ }

对左部为 N 的产生式可知:

FIRST ($\rightarrow, S N$) = {, }

FIRST ($\rightarrow \epsilon$) = { ϵ }

FOLLOW (N) = { }

由于 $SELECT(N \rightarrow, S N) \cap SELECT(N \rightarrow \epsilon) = \{, \} \cap \{ \} = \emptyset$

所以文法是 LL(1)的。

预测分析表 (Predicting Analysis Table)

	a	\wedge	()	,	#
S	$\rightarrow a$	$\rightarrow \wedge$	$\rightarrow (T)$			
T	$\rightarrow S N$	$\rightarrow S N$	$\rightarrow S N$			
N				$\rightarrow \epsilon$	$\rightarrow, S N$	

也可由预测分析表中无多重入口判定文法是 LL(1)的。

(3) 对输入串 (a,a) # 的分析过程为：

栈 (STACK)	当前输入符 (CUR_CHAR)	剩余输入符 (INOUT_STRING)	所用产生式 (OPERATION)
#S	(a,a)#	$S \rightarrow (T)$
#)T((a,a)#	
#)T	a	,a)#	$T \rightarrow SN$
#)NS	a	,a)#	$S \rightarrow a$
#)Na	a	,a)#	
#)N	,	a)#	$N \rightarrow ,SN$
#)NS,	,	a)#	
#)NS	a)#	$S \rightarrow a$
#)Na	a)#	
#)N)	#	$N \rightarrow \epsilon$
#))	#	
#	#		

可见输入串 (a,a) # 是文法的句子。

第3题

已知文法 $G[S]$:

$S \rightarrow MH|a$

$H \rightarrow LS| \epsilon$

$K \rightarrow dML| \epsilon$

$L \rightarrow eHf$

$M \rightarrow K|bLM$

判断 G 是否是 LL(1)文法, 如果是, 构造 LL(1)分析表。

答案:

文法展开为:

- 0) $S \rightarrow MH$
- 1) $S \rightarrow a$
- 2) $H \rightarrow LS$
- 3) $H \rightarrow \epsilon$
- 4) $K \rightarrow dML$
- 5) $K \rightarrow \epsilon$
- 6) $L \rightarrow eHf$
- 7) $M \rightarrow K$
- 8) $M \rightarrow bLM$

非终结符	FIRST 集	FOLLOW 集
S	{a,d,b,ϵ,e}	{#,o}.....
M	{d, ϵ ,b}	{e,#,o}
H	{ ϵ ,e}	{#,f,o}
L	{e}	{a,d,b,e,o,#}
K	{d, ϵ }	{e,#,o}

对相同左部的产生式可知:

$SELECT(S \rightarrow MH) \cap SELECT(S \rightarrow a) = \{d,b,e, \#,o\} \cap \{a\} = \emptyset$

$SELECT(H \rightarrow LS) \cap SELECT(H \rightarrow \epsilon) = \{e\} \cap \{\#,f,o\} = \emptyset$

$SELECT(K \rightarrow dML) \cap SELECT(K \rightarrow \epsilon) = \{d\} \cap \{e,\#,o\} = \emptyset$

$SELECT(M \rightarrow K) \cap SELECT(M \rightarrow bLM) = \{d, e,\#,o\} \cap \{b\} = \emptyset$

所以文法是 LL(1)的。

预测分析表：

	a	o	d	e	f	b	#
S	$\rightarrow a$	$\rightarrow MH$	$\rightarrow MH$	$\rightarrow MH$		$\rightarrow MH$	$\rightarrow MH$
M		$\rightarrow K$	$\rightarrow K$	$\rightarrow K$		$\rightarrow bLM$	$\rightarrow K$
H		$\rightarrow \varepsilon$		$\rightarrow LSo$	$\rightarrow \varepsilon$		$\rightarrow \varepsilon$
L				$\rightarrow eHf$			
K		$\rightarrow \varepsilon$	$\rightarrow dML$	$\rightarrow \varepsilon$			$\rightarrow \varepsilon$

由预测分析表中无多重入口也可判定文法是 LL(1)的。

第 7 题

对于一个文法若消除了左递归，提取了左公共因子后是否一定为 LL(1)文法?试对下面文法进行改写，并对改写后的文法进行判断。

(1) $A \rightarrow baB \mid \varepsilon$

$B \rightarrow Abb \mid a$

(2) $A \rightarrow aABe \mid a$

$B \rightarrow Bb \mid d$

(3) $S \rightarrow Aa \mid b$

$A \rightarrow SB$

$B \rightarrow ab$

答案:

(1) 先改写文法为:

0) $A \rightarrow baB$

1) $A \rightarrow \varepsilon$

2) $B \rightarrow baBbb$

3) $B \rightarrow bb$

4) $B \rightarrow a$

再改写文法为:

0) $A \rightarrow baB$

1) $A \rightarrow \varepsilon$

2) $B \rightarrow bN$

3) $B \rightarrow a$

4) $N \rightarrow aBbb$

5) $N \rightarrow b$

	FIRST	FOLLOW
A	{b, ε }	{#}
B	{b,a}	{#,b}
N	{b,a}	{#,b}

预测分析表:

	a	b	#
A		$\rightarrow baB$	$\rightarrow \varepsilon$
B	$\rightarrow a$	$\rightarrow bN$	
N	$\rightarrow aBbb$	$\rightarrow b$	

由预测分析表中无多重入口判定文法是 LL(1)的。

(2) 文法:

$A \rightarrow aABe \mid a$

$B \rightarrow Bb \mid d$

提取左公共因子和消除左递归后文法变为:

0) $A \rightarrow a N$

1) $N \rightarrow A B e$

- 2) $N \rightarrow \epsilon$
 3) $B \rightarrow d'$
 4) $N' \rightarrow b N'$
 5) $N' \rightarrow \epsilon$

非终结符	FIRST 集	FOLLOW 集
A	{a}	{#,d}
B	{d}	{e}
N	{a,e}	{#,d}
N'	{b,e}	{e}

对相同左部的产生式可知：

$$\text{SELECT}(N \rightarrow A B e) \cap \text{SELECT}(N \rightarrow \epsilon) = \{a\} \cap \{ \#, d \} = \emptyset$$

$$\text{SELECT}(N' \rightarrow b N') \cap \text{SELECT}(N' \rightarrow \epsilon) = \{b\} \cap \{e\} = \emptyset$$

所以文法是 LL(1)的。

预测分析表 (Predicting Analysis Table)

	a	e	b	d	#
A	$\rightarrow a N$				
B				$\rightarrow d N'$	
N'		$\rightarrow \epsilon$	$\rightarrow b N'$		
N	$\rightarrow A B e$			$\rightarrow \epsilon$	$\rightarrow \epsilon$

也可由预测分析表中无多重入口判定文法是 LL(1)的。

(3) 文法：

$$S \rightarrow Aa|b$$

$$A \rightarrow SB$$

$$B \rightarrow ab$$

第 1 种改写：

用 A 的产生式右部代替 S 的产生式右部的 A 得：

$$S \rightarrow S B a | b$$

$$B \rightarrow ab$$

消除左递归后文法变为：

$$0) S \rightarrow b N$$

$$1) N \rightarrow B a N$$

$$2) N \rightarrow \epsilon$$

$$3) B \rightarrow a b$$

非终结符	FIRST 集	FOLLOW 集
S	{b}	{#}
B	{a}	{a}
N	{ε,a}	{#}

对相同左部的产生式可知：

$$\text{SELECT}(N \rightarrow B a N) \cap \text{SELECT}(N \rightarrow \epsilon) = \{a\} \cap \{\#\} = \emptyset$$

所以文法是 LL(1)的。

预测分析表（Predicting Analysis Table）

	a	b	#
S		$\rightarrow b N$	
B	$\rightarrow a b$		
N	$\rightarrow B a N$		$\rightarrow \epsilon$

也可由预测分析表中无多重入口判定文法是 LL(1)的。

第 2 种改写：

用 S 的产生式右部代替 A 的产生式右部的 S 得：

$$S \rightarrow Aa|b$$

$$A \rightarrow AaB|bB$$

$$B \rightarrow ab$$

消除左递归后文法变为：

$$0) S \rightarrow A a$$

$$1) S \rightarrow b$$

$$2) A \rightarrow b B N$$

$$3) N \rightarrow a B N$$

$$4) N \rightarrow \epsilon$$

$$5) B \rightarrow a b$$

非终结符	FIRST 集	FOLLOW 集
S	{b}	{#}
A	{b}	{a}
B	{a}	{a}
N	{a,ε}	{a}

对相同左部的产生式可知：

$$\text{SELECT}(S \rightarrow A a) \cap \text{SELECT}(S \rightarrow b) = \{b\} \cap \{b\} = \{b\} \neq \emptyset$$

$$\text{SELECT}(N \rightarrow a B N) \cap \text{SELECT}(N \rightarrow \epsilon) = \{a\} \cap \{a\} = \{a\} \neq \emptyset$$

所以文法不是 LL(1)的。

预测分析表：

	a	b	#
S		$\rightarrow A a$	
		$\rightarrow b$	
A		$\rightarrow b B N$	
B	$\rightarrow a b$		
N	$\rightarrow a B N$		
	$\rightarrow \epsilon$		

也可由预测分析表中含有多重入口判定文法不是 LL(1)的。

附加题

问题 1:

已知文法 $G[A]$ 如下, 试用类 C 或类 PASCAL 语言写出其递归下降子程序.(主程序不需写)

$G[A]: A \rightarrow [B$
 $B \rightarrow X\{A\}$
 $X \rightarrow (a|b)\{a|b\}$

答案:

不妨约定: 在进入一个非终结符号相应的子程序前, 已读到一个单词 word: 存放当前读到的单词, Getsym() 为一子程序, 每调用一次, 完成读取一单词的工作。error() 为出错处理程序。FIRST(A) 为终结符 A 的 FIRST 集。

类 C 程序如下:

```
void A()
{
    if word=='['
    {
        Getsym();
        B();
    }
    else error();
}
```

```
void B()
{ X();
  if word=='['
  {
      Getsym();
      while(word      in
FIRST(A))
          A();
  }
  else error();
}
```

```
void X()
{
    if (word= ='a' || word=='b')
    {
        Getsym();
        while(word= ='a' || word=='b')
            Getsym();
    }
    else error();
}
```

问题 2:

设有文法 $G[A]$ 的产生式集为:

$A \rightarrow BaC | CbB$
 $B \rightarrow Ac | c$
 $C \rightarrow Bb | b$

试消除 $G[A]$ 的左递归。

答案:

提示: 不妨以 A、B、C 排序. 先将 A 代入 B 中, 然后消除 B 中左递归; 再将 A、B 代入 C 中。再消除 C 中左递归。

最后结果为: $G[A]$:

$A \rightarrow BaC | CbB$ $B \rightarrow CbBcB' | cB'$ $B' \rightarrow aCcB' | \varepsilon$
 $C \rightarrow cB'bC' | bC'$ $C' \rightarrow bBcB'bC' | \varepsilon$

问题 3:

试验证如下文法 $G[E]$ 是 LL(1)文法:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow [F] E' \\ E' &\rightarrow E \mid \varepsilon \\ F &\rightarrow aF' \\ F' &\rightarrow aF' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

其中 E, F, E', F' 为非终结符

答案:

各非终结符的 FIRST 集和 FOLLOW 集如下:

$\text{FIRST}(E) = \{ [\}$	$\text{FOLLOW}(E) = \{ \# \}$
$\text{FIRST}(E') = \{ [, \varepsilon \}$	$\text{FOLLOW}(E') = \{ \# \}$
$\text{FIRST}(F) = \{ a \}$	$\text{FOLLOW}(F) = \{] \}$
$\text{FIRST}(F') = \{ a , \varepsilon \}$	$\text{FOLLOW}(F') = \{] \}$

对于 $E' \rightarrow E \mid \varepsilon$, $\text{FIRST}(E) \cap \text{FIRST}(\varepsilon) = \phi$

$\text{FIRST}(E) \cap \text{FOLLOW}(E') = \phi$

对于 $F' \rightarrow aF' \mid \varepsilon$, $\text{FIRST}(aF') \cap \text{FIRST}(\varepsilon) = \phi$

$\text{FIRST}(aF') \cap \text{FOLLOW}(F') = \phi$

所以, 文法 $G[E]$ 是 LL(1) 文法。

问题 4:

文法 $G[E]$ 是 LL(1)文法:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow [F] E' \\ E' &\rightarrow E \mid \varepsilon \\ F &\rightarrow aF' \\ F' &\rightarrow aF' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

其中 E, F, E', F' 为非终结符。

对文法 $G[E]$ 构造递归下降分析程序。

答案:

/*用类 C 语言写出 $G[E]$ 的递归子程序, 其中 yylex() 为取下一单词过程, 变量 lookahead 存放当前单词。*/

```
int lookahead;
```

```
void ParseE()
{
    MatchToken ( '[' );
    ParseF();
    MatchToken ( ']' );
    ParseE'();
}

void ParseE'()
{
    switch (lookahead) {
        case '[':
            ParseE();
            break;
        case '#':
            break;
        default:
            printf("syntax error \n")
            exit(0);
    }
}

void ParseF()
{
    MatchToken ( 'a' );
    ParseF' ();
}

void ParseF'()
{
    switch (lookahead) {
        case 'a':
            MatchToken ( 'a' );
            ParseF' ();
            break;
        case ']':
            break;
        default:
            printf("syntax error \n")
            exit(0);
    }
}
```

```

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调用词法分析程序
        lookahead = yylex();
}

```

问题 5:

文法 $G[E]$ 是 LL(1)文法:

$$\begin{aligned}
 E &\rightarrow [F] E' \\
 E' &\rightarrow E \mid \varepsilon \\
 F &\rightarrow aF' \\
 F' &\rightarrow aF' \mid \varepsilon
 \end{aligned}$$

其中 E, F, E', F' 为非终结符。

构造文法 $G[E]$ 的 LL(1)分析表。

答案:

问题 6:

试消除下面文法 $G[A]$ 中的左递归和左公因子,并判断改写后的文法是否为 LL(1)文法?

$$G[A]: \quad A \rightarrow aABe \mid a \\ B \rightarrow Bb \mid d$$

答案:

提取左公共因子和消除左递归后, $G[A]$ 变换为等价的 $G'[A]$ 如下:

$$\begin{aligned} A &\rightarrow aA' \\ A' &\rightarrow AB e \mid \varepsilon \\ B &\rightarrow dB' \\ B' &\rightarrow bB' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

✧ 计算非终结符的 FIRST 集和 FOLLOW 集结果如下:

$$\begin{array}{ll} \text{FIRST}(A) = \{a\} & \text{FOLLOW}(A) = \{\#,d\} \\ \text{FIRST}(B) = \{d\} & \text{FOLLOW}(B) = \{e\} \\ \text{FIRST}(A') = \{a,\varepsilon\} & \text{FOLLOW}(A') = \{\#,d\} \\ \text{FIRST}(B') = \{b,\varepsilon\} & \text{FOLLOW}(B') = \{e\} \end{array}$$

✧ 对相同左部的产生式可知:

$$\begin{aligned} \text{FIRST}(ABe) \cap \text{FOLLOW}(A') &= \{a\} \cap \{\#,d\} = \emptyset \\ \text{FIRST}(bB') \cap \text{FOLLOW}(B') &= \{b\} \cap \{e\} = \emptyset \end{aligned}$$

所以 $G'[S]$ 是 LL(1) 文法。