

编译原理 第二周作业 9月21日 周一

PB18151866 龚小航

2.4 为下列语言写出正规定义:

(c) 某语言的注释, 它是以 `/*` 开头并以 `*/` 结尾的任意字符串, 但它的任何前缀 (本身除外) 不以 `*/` 结尾。

(d) 相邻数字都不相同的所有数字串。

解: (c) 对其作正规定义:

$\text{char1} \rightarrow a|b|\dots|x$, 指 Σ 中除了 `*` 以外的所有字符, 即 $\Sigma - \{*\}$

$\text{char2} \rightarrow a|b|\dots|x$, 指 Σ 中除了 `*` 及 `/` 以外的所有字符, 即 $\Sigma - \{*, /\}$

按照每个位置可能出现的情况, 直接可以写出其正规定义为:

$\text{NOTE} \rightarrow /* \text{char1}^* * (*^+ \text{char2} \text{char1}^* *)^* */$

(d) 对其作正规定义, 需要使用递归定义。递归的想法是先用某个数字对合法的数字串作分割, 原串就被割成了没有这个数字的若干个小段, 这里把这个数字取作 0; 再对这些不含 0 的小段继续以 1 作为分割, 如此递归下去最后就得到一些只含 9 的小段。写出的正规定义式只需要先满足“用 0 分割, 每段没有 0”, 再在每个小段中陈述“用 1 分割, 每段没有 1”……这就得到了一个递归定义。即为:

$\text{result} \rightarrow (0|X_{1\sim 9} 0)(X_{1\sim 9} 0)^*(X_{1\sim 9}|\epsilon) \mid X_{1\sim 9}$

$X_{1\sim 9} \rightarrow (1|X_{2\sim 9} 1)(X_{2\sim 9} 1)^*(X_{2\sim 9}|\epsilon) \mid X_{2\sim 9}$

$X_{2\sim 9} \rightarrow (2|X_{3\sim 9} 2)(X_{3\sim 9} 2)^*(X_{3\sim 9}|\epsilon) \mid X_{3\sim 9}$

$X_{3\sim 9} \rightarrow (3|X_{4\sim 9} 3)(X_{4\sim 9} 3)^*(X_{4\sim 9}|\epsilon) \mid X_{4\sim 9}$

$X_{4\sim 9} \rightarrow (4|X_{5\sim 9} 4)(X_{5\sim 9} 4)^*(X_{5\sim 9}|\epsilon) \mid X_{5\sim 9}$

$X_{5\sim 9} \rightarrow (5|X_{6\sim 9} 5)(X_{6\sim 9} 5)^*(X_{6\sim 9}|\epsilon) \mid X_{6\sim 9}$

$X_{6\sim 9} \rightarrow (6|X_{7\sim 9} 6)(X_{7\sim 9} 6)^*(X_{7\sim 9}|\epsilon) \mid X_{7\sim 9}$

$X_{7\sim 9} \rightarrow (7|X_{8\sim 9} 7)(X_{8\sim 9} 7)^*(X_{8\sim 9}|\epsilon) \mid X_{8\sim 9}$

$X_{8\sim 9} \rightarrow (8|X_9 8)(X_9 8)^*(X_9|\epsilon) \mid X_9$

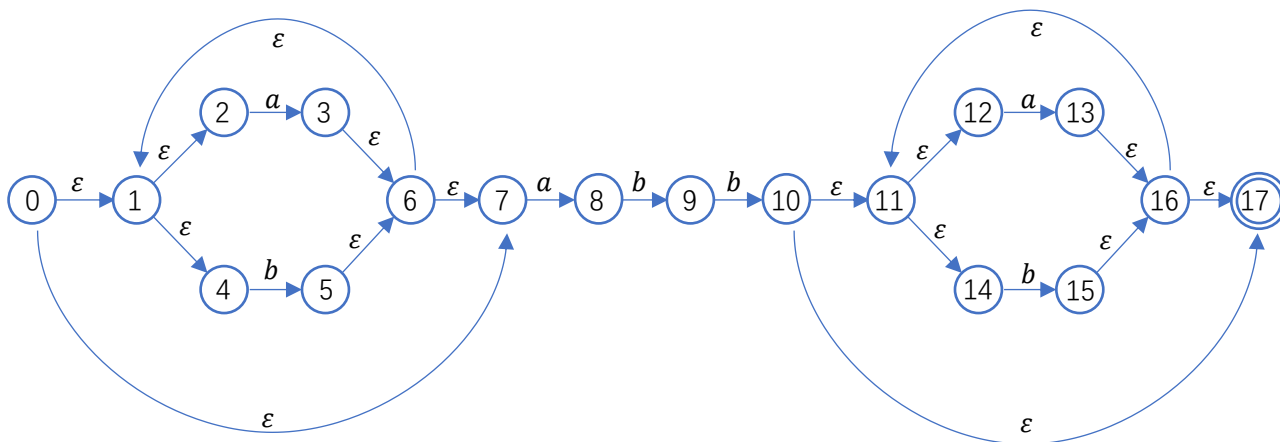
$X_9 \rightarrow 9$

其中 $X_{i\sim j}$ 表示只含 $i\sim j$ 的数字组成的串。

2.7 用算法 2.4 为下列正规式构造不确定有限自动机，给出它们处理输入串 *ababbab* 的状态转化系列。

(d) $(a \mid b)^*abb(a \mid b)^*$

解：只有一种方法能在最后使之接受，即是有机会就向后走



状态转化：0 → 1 → 2 → 3 → 6 → 1 → 4 → 5 → 6 → 7 → 8 → 9 → 10 → 11 → 12 → 13 → 16
 → 11 → 14 → 15 → 16 → 17

2.8 用算法 2.2 把上一题的 NFA 转化成 DFA。给出处理输入串 $ababbab$ 的状态转化系列

解：这里输入字母表是 $\{a, b\}$ 。

根据算法，先标记 A ，然后计算 $\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(A, a))$

由于在 $A = \{0, 1, 2, 4, 7\}$ 中，只有状态 2, 7 能发生 a 转化，分别转换为状态 3 和 8

因此 $\text{move}(A, a) = \{3, 8\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(A, a)) = \varepsilon - \text{closure}(\{3, 8\}) = \{1, 2, 3, 4, 6, 7, 8\}$$

称这个集合为 B ，于是 $D\text{tran}(A, a) = B$

在 A 中，只有状态 4 能发生 b 转换到达状态 5，因此 $\text{move}(A, b) = \{5\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(A, b)) = \varepsilon - \text{closure}(\{5\}) = \{1, 2, 4, 5, 6, 7\}$$

称这个集合为 C ，于是 $D\text{tran}(A, b) = C$

在 $B = \{1, 2, 3, 4, 6, 7, 8\}$ 中，状态 2, 7 能发生 a 转换到达状态 3, 8，因此 $\text{move}(B, a) = \{3, 8\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(B, a)) = \varepsilon - \text{closure}(\{3, 8\}) = \{1, 2, 3, 4, 6, 7, 8\}$$

这个集合为 B ，于是 $D\text{tran}(B, a) = B$

在 B 中，只有状态 4, 8 能发生 b 转换到达状态 5, 9，因此 $\text{move}(B, b) = \{5, 9\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(B, b)) = \varepsilon - \text{closure}(\{5, 9\}) = \{1, 2, 4, 5, 6, 7, 9\}$$

称这个集合为 D ，于是 $D\text{tran}(B, b) = D$

在 $C = \{1, 2, 4, 5, 6, 7\}$ 中，只有状态 2, 7 能发生 a 转化，分别转换为状态 3 和 8

因此 $\text{move}(C, a) = \{3, 8\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(C, a)) = \varepsilon - \text{closure}(\{3, 8\}) = \{1, 2, 3, 4, 6, 7, 8\}$$

这是 B ，于是 $D\text{tran}(C, a) = B$

在 C 中只有状态 4 能发生 b 转化，转换为状态 5

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(C, b)) = \varepsilon - \text{closure}(\{5\}) = \{1, 2, 4, 5, 6, 7\}$$

这是 C ，于是 $D\text{tran}(C, b) = C$

在 $D = \{1, 2, 4, 5, 6, 7, 9\}$ 中，只有状态 2, 7 能发生 a 转化，分别转换为状态 3 和 8

因此 $\text{move}(D, a) = \{3, 8\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(D, a)) = \varepsilon - \text{closure}(\{3, 8\}) = \{1, 2, 3, 4, 6, 7, 8\}$$

称这个集合为 B ，于是 $D\text{tran}(D, a) = B$

在 D 中，状态 4, 9 能发生 b 转换到达状态 5, 10，因此 $\text{move}(D, b) = \{5, 10\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(D, b)) = \varepsilon - \text{closure}(\{5, 10\}) = \{1, 2, 4, 5, 6, 7, 10, 11, 12, 14, 17\}$$

称这个集合为 E ，于是 $D\text{tran}(D, b) = E$

在 $E = \{1, 2, 4, 5, 6, 7, 10, 11, 12, 14, 17\}$ 中，状态 2, 7, 12 能发生 a 转化，转换为状态 3, 8, 13

因此 $\text{move}(E, a) = \{3, 8, 13\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(E, a)) = \varepsilon - \text{closure}(\{3, 8, 13\}) = B \cup \{11, 12, 13, 14, 16, 17\}$$

称这个集合为 F ，于是 $D\text{tran}(E, a) = F$

在 E 中，状态 4, 14 能发生 b 转换到达状态 5, 15，因此 $\text{move}(E, b) = \{5, 15\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(E, b)) = \varepsilon - \text{closure}(\{5, 15\}) = C \cup \{11, 12, 14, 15, 16, 17\}$$

称这个集合为 G ，于是 $D\text{tran}(E, b) = G$

在 $F = B \cup \{11, 12, 13, 14, 16, 17\}$ 中，新增部分没有状态能发生 a 转化

于是 $D\text{tran}(F, a) = F$

在 F 中，状态 4, 8, 14 能发生 b 转换到达状态 5, 9, 15，因此 $\text{move}(F, b) = \{5, 9, 15\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(F, b)) = \varepsilon - \text{closure}(\{5, 9, 15\}) = D \cup \{11, 12, 14, 15, 16, 17\}$$

这个集合为 G ，于是 $D\text{tran}(F, b) = G$

在 $G = D \cup \{11, 12, 14, 15, 16, 17\}$ 中，状态 2, 7, 12 能发生 a 转化，转换为状态 3, 8, 13

因此 $\text{move}(G, a) = \{3, 8, 13\}$,

$$\varepsilon - \text{closure}(\text{move}(G, a)) = \varepsilon - \text{closure}(\{3, 8, 13\}) = B \cup \{11, 12, 13, 14, 16, 17\}$$

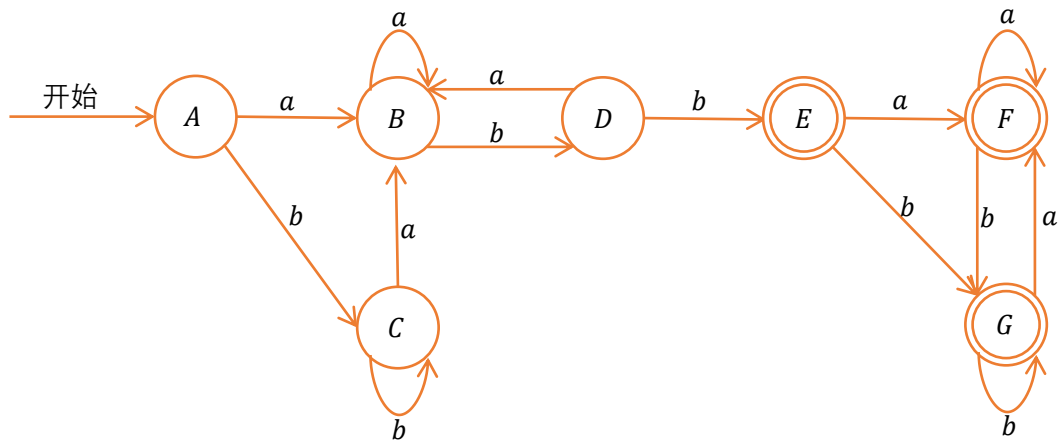
这个集合为 F ，于是 $D\text{tran}(G, a) = F$

在 G 中，新增部分（除去原 B 的部分）没有状态能进行 b 转换，

于是 $D\text{tran}(G, b) = G$

将上述得到的关系列表：

状态	输入符号	
	<i>a</i>	<i>b</i>
<i>A</i>	<i>B</i>	<i>C</i>
<i>B</i>	<i>B</i>	<i>D</i>
<i>C</i>	<i>B</i>	<i>C</i>
<i>D</i>	<i>B</i>	<i>E</i>
<i>E</i> (接受)	<i>F</i>	<i>G</i>
<i>F</i> (接受)	<i>F</i>	<i>G</i>
<i>G</i> (接受)	<i>F</i>	<i>G</i>



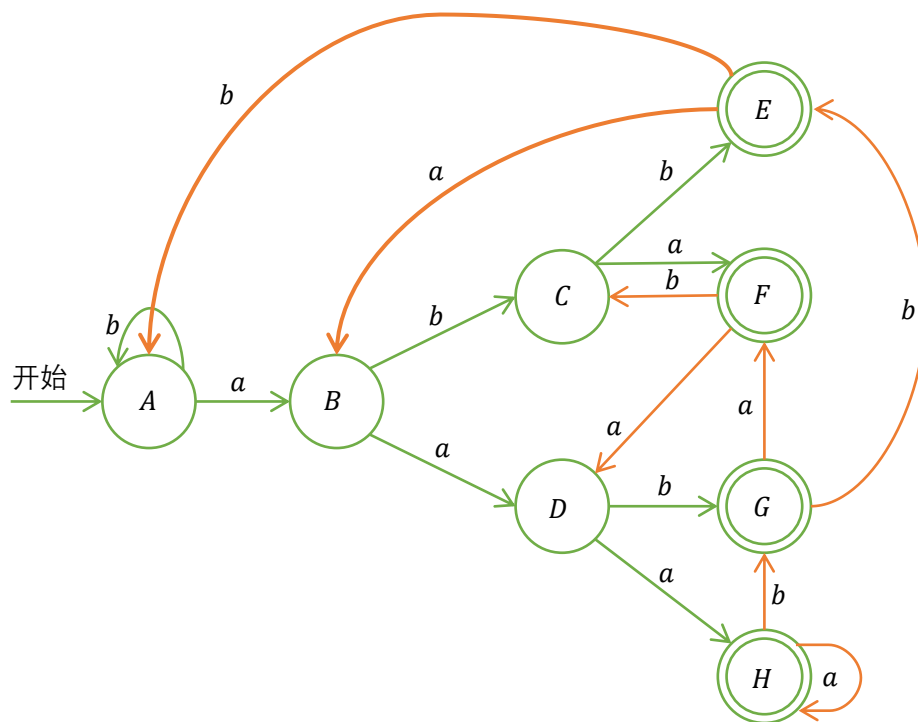
输入串 *ababbab* 的状态转化：

$$A \rightarrow B \rightarrow D \rightarrow B \rightarrow D \rightarrow E \rightarrow F \rightarrow G$$

2.12 为下列正规式构造最简的 DFA:

$$(b) \quad (a \mid b)^* a (a \mid b) (a \mid b)$$

解：直接对其观察构造，有四条接受分支，它们互不相同，应有四个接受状态，画出它的转换图：



编译原理 第二周作业 9月24日 周四

PB18151866 龚小航

3.1 考虑文法：

$$S \rightarrow (L) \mid a$$

$$L \rightarrow L, S \mid S$$

(b) 建立句子 $(a, (a, a))$ 和 $(a, ((a, a), (a, a)))$ 的最左推导。

解：对其进行最左推导：

$(a, (a, a))$:

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

$(a, ((a, a), (a, a)))$:

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

3.3 下面的二义文法描述命题演算公式，为它写一个等价的非二义文法。

$$S \rightarrow S \text{ and } S \mid S \text{ or } S \mid \text{not } S \mid \text{true} \mid \text{false} \mid (S)$$

解：根据运算的优先级即可构造等价的非二义文法：

$$S \rightarrow S \text{ or } A$$

$$A \rightarrow A \text{ and } B$$

$$B \rightarrow \text{not } B \mid \text{true} \mid \text{false} \mid (S)$$

运算优先级：非>与>或

3.8 消除以下文法的左递归：

$$\begin{aligned} S &\rightarrow (L) \mid a \\ L &\rightarrow L,S \mid S \end{aligned}$$

并为其构造预测分析器。

解：显然只有 L 存在直接左递归，按消除左递归的一般方法：

$$\begin{aligned} S &\rightarrow (L) \mid a \\ L &\rightarrow SL' \\ L' &\rightarrow ,SL' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

再为其构造预测分析器，为此需要先构造预测分析表。

先写出这个文法的 FIRST 集合与 FOLLOW 集合：

$$\begin{aligned} \text{FIRST}(S) &= \{ (, a \} \\ \text{FIRST}(L) &= \text{FIRST}(S) = \{ (, a \} \\ \text{FIRST}(L') &= \{ ', ' , \varepsilon \} \\ \text{FOLLOW}(S) &= \{ ', ' , \$ \} \\ \text{FOLLOW}(L) &= \{) \} \\ \text{FOLLOW}(L') &= \{) \} \end{aligned}$$

由此做出其预测分析表：

非终结符	输入符号				
	()	a	,	$\$$
S	$S \rightarrow (L)$		$S \rightarrow a$		
L	$L \rightarrow SL'$		$L \rightarrow SL'$		
L'		$L' \rightarrow \varepsilon$		$L' \rightarrow ,SL'$	$L' \rightarrow \varepsilon$

再给出此非递归的预测分析器的伪代码：

```
X= StackTop(Stack* s); //获取栈顶元素
while(X!=${}){ //栈非空
    if(X = a){
        StackPop(Stack* s); //x从栈中弹出
    }
    else if(X = 终结符) error(); //进入报错程序
    else if( M[X,a]未定义 (出错) );
        error(); //进入报错程序
    else if(M[X,a] = X → Y1Y2Y3 …… Yk){
        printf("X → Y1Y2Y3 …… Yk");
        StackPop(Stack* s); //x从栈中弹出
        for(int i=k;i>0;i--){
            StackPush(Stack* s, DataType Yi);
            //依次入栈, y1在栈顶
        }
    }
    X = StackTop(Stack* s); //获取栈顶元素
}
```

若采用递归设计，预测分析器代码如下：

```
void match(terminal t){
    if (lookahead == t)
        lookahead = nextToken();
    else
        error();
}
void S(){
    if(lookahead == '('){
        match('(');
        L();
        match(')');
    }
    else if(lookahead == 'a'){
        match('a');
    }
    else
        error();
}
void L(){
    S(); L1();
}
void L1(){
    if(lookahead == ','){
        match(',');
        S();L1();
    }
    else if (lookahead == 'ε'){
        match('ε');
    }
    else error();
}
```

3.10 构造下列文法的 LL(1) 分析表：

$$\begin{aligned} D &\rightarrow TL \\ T &\rightarrow \text{int} \mid \text{real} \\ L &\rightarrow \text{id } R \\ R &\rightarrow ,\text{id } R \mid \varepsilon \end{aligned}$$

解：先写出它的 FIRST 集合与 FOLLOW 集合：

$$\begin{aligned} \text{FIRST}(D) &= \text{FIRST}(T) = \{ \text{int}, \text{real} \} \\ \text{FIRST}(T) &= \{ \text{int}, \text{real} \} \\ \text{FIRST}(L) &= \{ \text{id} \} \\ \text{FIRST}(R) &= \{ ', ' , \varepsilon \} \\ \text{FOLLOW}(D) &= \text{FOLLOW}(L) = \{ \$ \} \\ \text{FOLLOW}(T) &= \{ \text{id} \} \\ \text{FOLLOW}(L) &= \{ \$ \} \\ \text{FOLLOW}(R) &= \{ \$ \} \end{aligned}$$

由此做出其预测分析表：

非终结符	输入符号				
	int	real	id	,	$\$$
D	$D \rightarrow TL$	$D \rightarrow TL$			
T	$T \rightarrow \text{int}$	$T \rightarrow \text{real}$			
L			$L \rightarrow \text{id } R$		
R				$R \rightarrow ,\text{id } R$	$R \rightarrow \varepsilon$

3.17 给出接受下列文法的活前缀的一个 DFA:

$$S \rightarrow (L) \mid a$$
$$L \rightarrow L,S \mid S$$

解： 构造接受活前缀的 DFA，先作出这个文法的拓广文法：

$$S' \rightarrow S$$
$$S \rightarrow (L) \mid a$$
$$L \rightarrow L,S \mid S$$

再计算 LR(0) 项目集规范族（SLR分析表的基础），根据定义构造各状态：

初始状态记为 I_0 ：

$$I_0: \begin{cases} S' \rightarrow \cdot S \\ S \rightarrow \cdot (L) \\ S \rightarrow \cdot a \end{cases}$$

利用 goto() 函数，计算出各个状态：

$$I_1 = \text{goto}(I_0, S) = S' \rightarrow S \cdot$$
$$I_2 = \text{goto}(I_0, () = \begin{cases} S \rightarrow (\cdot L) \\ L \rightarrow \cdot L, S \\ L \rightarrow \cdot S \\ S \rightarrow \cdot (L) \\ S \rightarrow \cdot a \end{cases}$$
$$I_3 = \text{goto}(I_0, a) = S \rightarrow a \cdot$$

此时 I_1, I_3 均已完成分析，只需继续对 I_2 分析即可：

$$I_4 = \text{goto}(I_2, L) = \begin{cases} S \rightarrow (L \cdot) \\ L \rightarrow L \cdot, S \end{cases}$$
$$I_5 = \text{goto}(I_2, S) = L \rightarrow S \cdot$$
$$I_6 = \text{goto}(I_2, () = \text{goto}(I_0, () = I_2 \dots\dots\dots \text{重新定义状态}$$
$$I_7 = \text{goto}(I_2, a) = S \rightarrow a \cdot = I_3 \dots\dots\dots \text{重新定义状态}$$

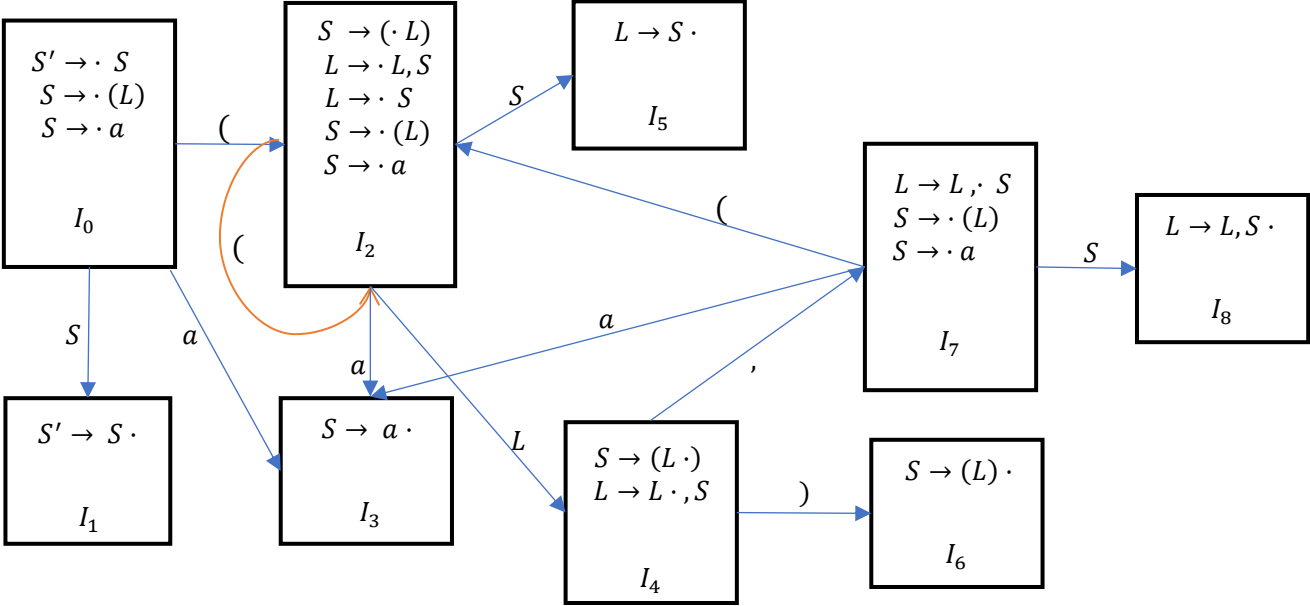
至此 I_2, I_5 也都分析完毕，继续对 I_4 分析即可：

$$I_6 = \text{goto}(I_4,)) = S \rightarrow (L) \cdot$$
$$I_7 = \text{goto}(I_4, ,) = \begin{cases} L \rightarrow L, \cdot S \\ S \rightarrow \cdot (L) \\ S \rightarrow \cdot a \end{cases}$$

继续对 I_7 分析：

$$I_8 = \text{goto}(I_7, S) = L \rightarrow L, S \cdot$$
$$I_9 = \text{goto}(I_7, () = \begin{cases} S \rightarrow (\cdot L) \\ L \rightarrow \cdot L, S \\ L \rightarrow \cdot S \\ S \rightarrow \cdot (L) \\ S \rightarrow \cdot a \end{cases} = I_2 \dots\dots\dots \text{重新定义状态}$$
$$I_{10} = \text{goto}(I_7, a) = S \rightarrow a \cdot = I_3 \dots\dots\dots \text{重新定义状态}$$

此时所有状态都分析完毕，共计八个状态。画出对应的状态转换 DFA:



3.19 考虑下面的文法，为此文法构造 SLR 分析表。针对输入串 $a + ba^*$ ，对照分析表，用栈和输入缓冲区，写出判断过程该串合法性的过程。

$$\begin{aligned} E &\rightarrow E + T \mid T \\ T &\rightarrow TF \mid F \\ F &\rightarrow F^* \mid a \mid b \end{aligned}$$

解：首先写出其拓广文法：

$$\begin{aligned} E' &\rightarrow E \\ E &\rightarrow E + T \mid T \\ T &\rightarrow TF \mid F \\ F &\rightarrow F^* \mid a \mid b \end{aligned}$$

对其构造 $LR(0)$ 项目集规范族：

初始状态记为 I_0 ：

$$I_0: \left\{ \begin{aligned} &E' \rightarrow \cdot E \\ &E \rightarrow \cdot E + T \\ &E \rightarrow \cdot T \\ &T \rightarrow \cdot TF \\ &T \rightarrow \cdot F \\ &F \rightarrow \cdot F^* \\ &F \rightarrow \cdot a \\ &F \rightarrow \cdot b \end{aligned} \right.$$

利用 `goto()` 函数，计算出各个状态：

$$\begin{aligned} I_1 &= \text{goto}(I_0, E) = \left\{ \begin{aligned} &E' \rightarrow E \cdot \\ &E \rightarrow E \cdot + T \end{aligned} \right. \\ I_2 &= \text{goto}(I_0, T) = \left\{ \begin{aligned} &E \rightarrow T \cdot \\ &T \rightarrow T \cdot F \\ &F \rightarrow \cdot F^* \\ &F \rightarrow \cdot a \\ &F \rightarrow \cdot b \end{aligned} \right. \\ I_3 &= \text{goto}(I_0, F) = \left\{ \begin{aligned} &T \rightarrow F \cdot \\ &F \rightarrow F \cdot^* \end{aligned} \right. \\ I_4 &= \text{goto}(I_0, a) = F \rightarrow a \cdot \\ I_5 &= \text{goto}(I_0, b) = F \rightarrow b \cdot \end{aligned}$$

I_0, I_4, I_5 分析完毕，接下来分析 I_1 ：

$$I_6 = \text{goto}(I_1, +) = \left\{ \begin{aligned} &E \rightarrow E + \cdot T \\ &T \rightarrow \cdot TF \\ &T \rightarrow \cdot F \\ &F \rightarrow \cdot F^* \\ &F \rightarrow \cdot a \\ &F \rightarrow \cdot b \end{aligned} \right.$$

分析 I_2 ：

$$I_7 = \text{goto}(I_2, F) = \left\{ \begin{aligned} &T \rightarrow TF \cdot \\ &F \rightarrow F \cdot^* \end{aligned} \right.$$

$$\text{goto}(I_2, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_2, b) = I_5$$

分析 I_3 ：

$$I_8 = \text{goto}(I_3, *) = F \rightarrow F^* \cdot$$

分析 I_6 ：

$$I_9 = \text{goto}(I_6, T) = \left\{ \begin{aligned} &E \rightarrow E + T \cdot \\ &T \rightarrow T \cdot F \\ &F \rightarrow \cdot F^* \\ &F \rightarrow \cdot a \\ &F \rightarrow \cdot b \end{aligned} \right.$$

$$\text{goto}(I_6, F) = I_3; \quad \text{goto}(I_6, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_6, b) = I_5$$

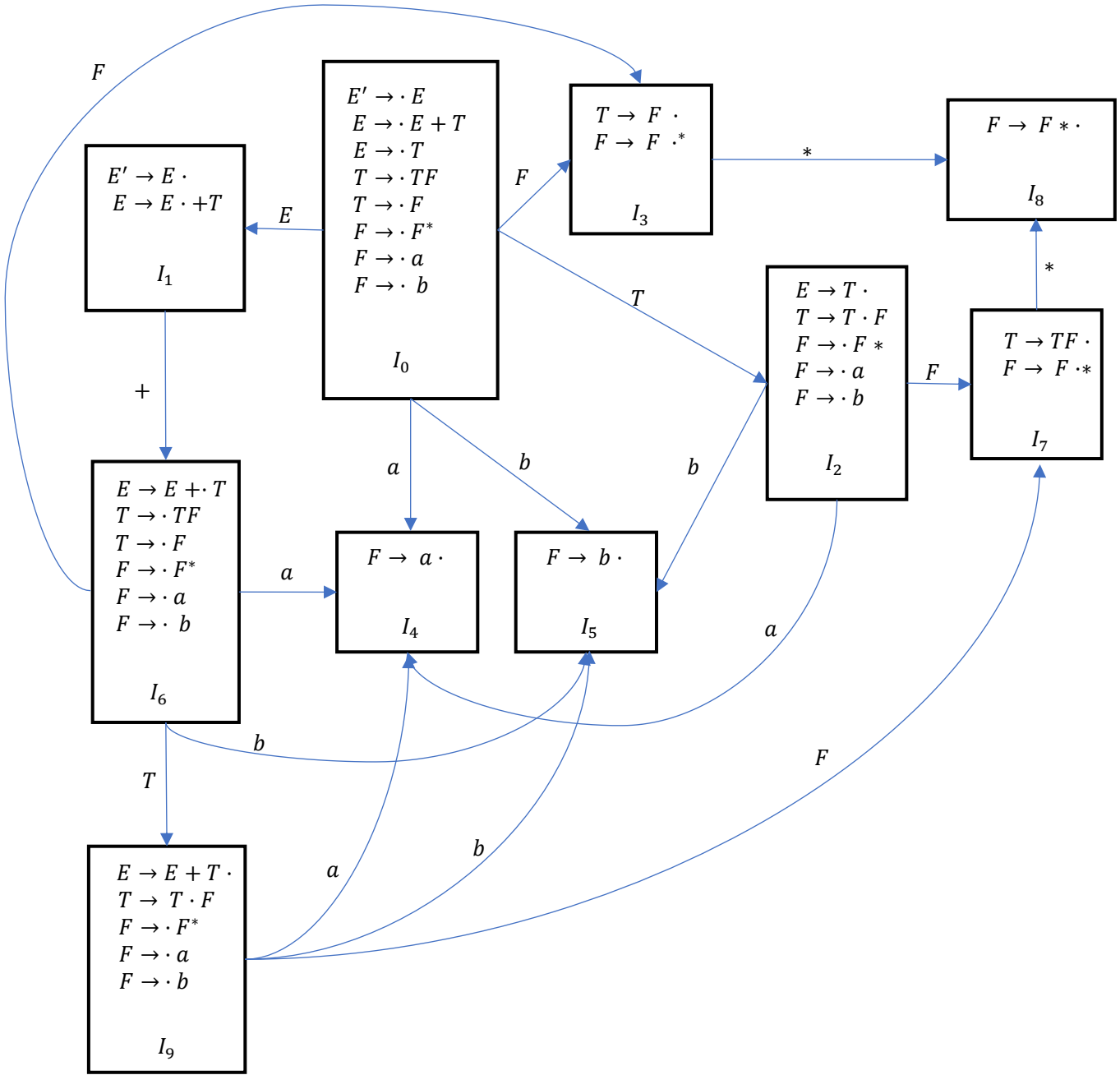
分析 I_7 ：

$$\text{goto}(I_7, *) = I_8$$

分析 I_9 ：

$$\text{goto}(I_9, F) = I_7; \quad \text{goto}(I_9, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_9, b) = I_5$$

至此，所有状态都已经分析完毕，共计九个状态，做出状态转换 DFA ：



根据状态转换 DFA ，构造 SLR 分析表：

对产生式进行标号，再求出 $FIRST$ 、 $FOLLOW$ 集合：

产生式标号：

- (1) $E' \rightarrow E$
- (2) $E \rightarrow E + T$
- (3) $E \rightarrow T$
- (4) $T \rightarrow TF$
- (5) $T \rightarrow F$
- (6) $F \rightarrow F^*$
- (7) $F \rightarrow a$
- (8) $F \rightarrow b$

$FIRST$ 、 $FOLLOW$ 集合：

$$FIRST(E') = FIRST(E) = FIRST(T) = FIRST(F) = \{a, b\}$$

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

$$FOLLOW(E) = \{+, \$ \}$$

$$FOLLOW(T) = \{a, b, +, \$ \}$$

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

最后根据 SLR 分析表构造算法得到以下分析表：

状态	动作					转移			
	+	*	a	b	\$	E'	E	T	F
0			s4	s5			1	2	3
1	s6				acc				
2	r3		s4	s5	r3				7
3	r5	s8	r5	r5	r5				
4	r7	r7	r7	r7	r7				
5	r8	r8	r8	r8	r8				
6			s4	s5				9	3
7	r4	s8	r4	r4	r4				
8	r6	r6	r6	r6	r6				
9	r2		s4	s5	r2				7

最后利用得到的结果，判断输入串 $a + ba^*$ 的合法性：

栈	输入	动作
0	$a + ba^* \$$	移进
0 a 4	$+ba^* \$$	按 $F \rightarrow a$ 归约
0 F 3	$+ba^* \$$	按 $T \rightarrow F$ 归约
0 T 2	$+ba^* \$$	按 $E \rightarrow T$ 归约
0 E 1	$+ba^* \$$	移进
0 E 1 + 6	$ba^* \$$	移进
0 E 1 + 6 b 5	$a^* \$$	按 $F \rightarrow b$ 归约
0 E 1 + 6 F 3	$a^* \$$	按 $T \rightarrow F$ 归约
0 E 1 + 6 T 9	$a^* \$$	移进
0 E 1 + 6 T 9 a 4	$* \$$	按 $F \rightarrow a$ 归约
0 E 1 + 6 T 9 F 7	$* \$$	移进
0 E 1 + 6 T 9 F 7 * 8	$\$$	按 $F \rightarrow F^*$ 归约
0 E 1 + 6 T 9 F 7	$\$$	按 $T \rightarrow TF$ 归约
0 E 1 + 6 T 9	$\$$	按 $E \rightarrow E + T$ 归约
0 E 1	$\$$	接受

3.19 考虑下列文法，并为其构造 LALR 分析表：

$$\begin{aligned} E &\rightarrow E + T \mid T \\ T &\rightarrow TF \mid F \\ F &\rightarrow F^* \mid a \mid b \end{aligned}$$

解：先做出其拓广文法：

$$\begin{aligned} E' &\rightarrow E \\ E &\rightarrow E + T \mid T \\ T &\rightarrow TF \mid F \\ F &\rightarrow F^* \mid a \mid b \end{aligned}$$

再构造 LR(1) 项目集，根据构造算法：

$$\begin{aligned} I_0 &= \left\{ \begin{array}{ll} E' \rightarrow \cdot E, & \$ \\ E \rightarrow \cdot E + T, & \$ \\ E \rightarrow \cdot T, & \$ \\ E \rightarrow \cdot E + T, & + \\ E \rightarrow \cdot T, & + \\ T \rightarrow \cdot TF, & \$ \\ T \rightarrow \cdot F, & \$ \\ T \rightarrow \cdot TF, & + \\ T \rightarrow \cdot F, & + \\ T \rightarrow \cdot TF, & a \\ T \rightarrow \cdot F, & a \\ T \rightarrow \cdot TF, & b \\ T \rightarrow \cdot F, & b \\ F \rightarrow \cdot F^*, & + \\ F \rightarrow \cdot a, & + \\ F \rightarrow \cdot b, & + \\ F \rightarrow \cdot F^*, & a \\ F \rightarrow \cdot a, & a \\ F \rightarrow \cdot b, & a \\ F \rightarrow \cdot F^*, & b \\ F \rightarrow \cdot a, & b \\ F \rightarrow \cdot b, & b \\ F \rightarrow \cdot F^*, & */\$ \\ F \rightarrow \cdot a, & */\$ \\ F \rightarrow \cdot b, & */\$ \end{array} \right. = \left\{ \begin{array}{ll} E' \rightarrow \cdot E, & \$ \\ E \rightarrow \cdot E + T, & \$/+ \\ E \rightarrow \cdot T, & \$/+ \\ T \rightarrow \cdot TF, & \$/a/b/+ \\ T \rightarrow \cdot F, & \$/a/b/+ \\ F \rightarrow \cdot F^*, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot a, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot b, & \$/a/b/+/* \end{array} \right. \\ I_1 &= \text{goto}(I_0, E) = \left\{ \begin{array}{ll} E' \rightarrow E \cdot, & \$ \\ E \rightarrow E \cdot + T, & \$/+ \end{array} \right. \\ I_2 &= \text{goto}(I_0, T) = \left\{ \begin{array}{ll} E \rightarrow T \cdot, & \$/+ \\ T \rightarrow T \cdot F, & \$/a/b/+ \\ F \rightarrow \cdot F^*, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot a, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot b, & \$/a/b/+/* \end{array} \right. \\ I_3 &= \text{goto}(I_0, F) = \left\{ \begin{array}{ll} T \rightarrow F \cdot, & \$/a/b/+ \\ F \rightarrow F \cdot *, & \$/a/b/+/* \end{array} \right. \\ I_4 &= \text{goto}(I_0, a) = F \rightarrow a \cdot, \quad \$/a/b/+/* \\ I_5 &= \text{goto}(I_0, b) = F \rightarrow b \cdot, \quad \$/a/b/+/* \end{aligned}$$

至此 I_0, I_4, I_5 分析完毕，接下来计算 I_1 的 goto 集合：

$$I_6 = \text{goto}(I_1, +) = \left\{ \begin{array}{ll} E \rightarrow E + \cdot T, & \$/+ \\ T \rightarrow \cdot TF, & \$/a/b/+ \\ T \rightarrow \cdot F, & \$/a/b/+ \\ F \rightarrow \cdot F^*, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot a, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot b, & \$/a/b/+/* \end{array} \right.$$

I_1 计算完毕，接下来分析 I_2 ：

$$\begin{aligned} I_7 &= \text{goto}(I_2, F) = \left\{ \begin{array}{ll} T \rightarrow TF \cdot, & \$/a/b/+ \\ F \rightarrow F \cdot *, & \$/a/b/+/* \end{array} \right. \\ \text{goto}(I_2, a) &= I_4; \quad \text{goto}(I_2, b) = I_5 \end{aligned}$$

分析 I_3 ：

$$I_8 = \text{goto}(I_3, *) = F \rightarrow F^* \cdot, \quad \$/a/b/+/*$$

分析 I_6 ：

$$\begin{aligned} I_9 &= \text{goto}(I_6, T) = \left\{ \begin{array}{ll} E \rightarrow E + T \cdot, & \$/+ \\ T \rightarrow T \cdot F, & \$/a/b/+ \\ F \rightarrow \cdot F^*, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot a, & \$/a/b/+/* \\ F \rightarrow \cdot b, & \$/a/b/+/* \end{array} \right. \\ \text{goto}(I_6, F) &= I_3; \quad \text{goto}(I_6, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_6, b) = I_5; \end{aligned}$$

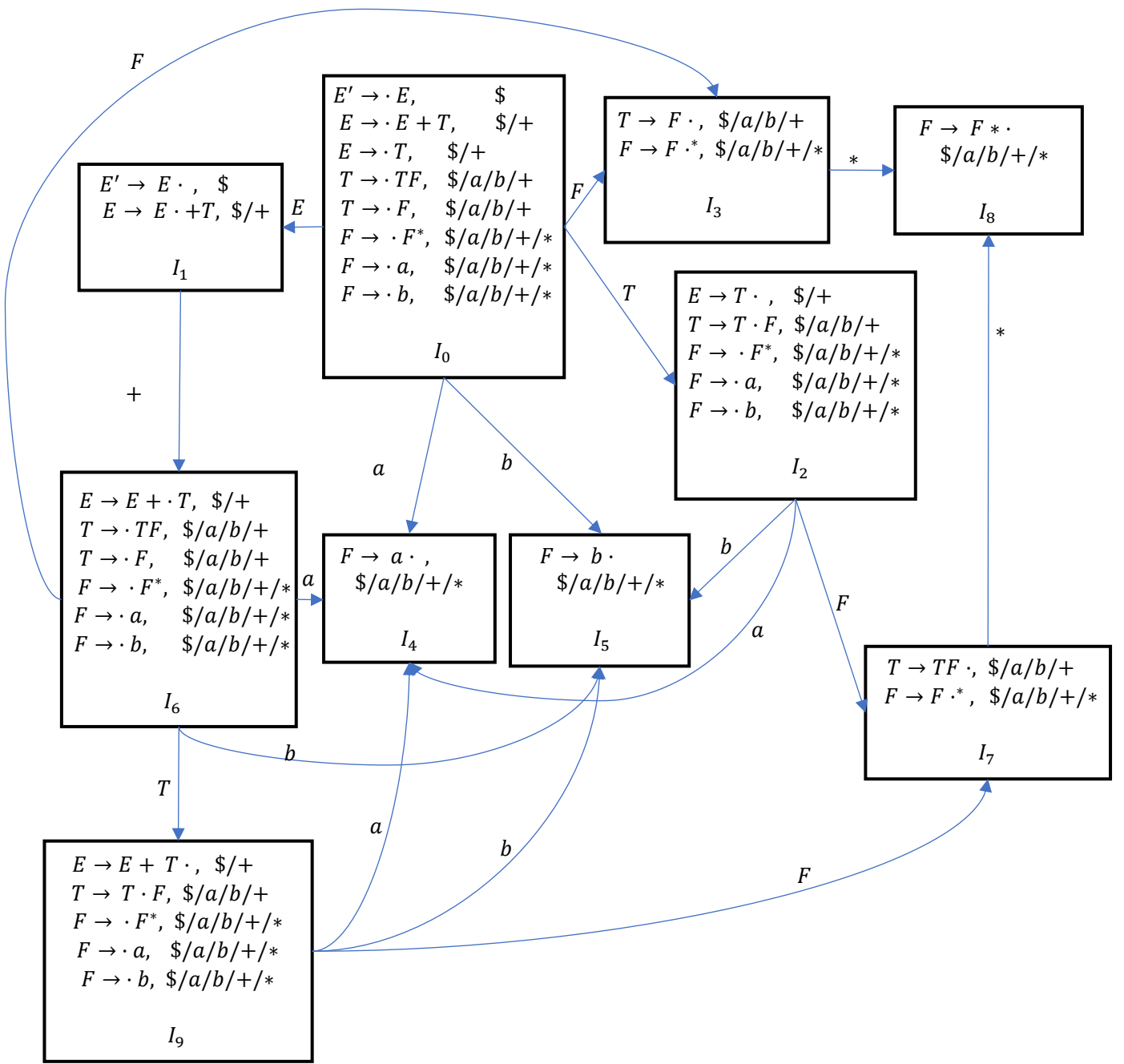
分析 I_7 ：

$$\text{goto}(I_7, *) = I_8$$

分析 I_9 ：

$$\text{goto}(I_9, F) = I_7; \quad \text{goto}(I_9, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_9, b) = I_5;$$

至此所有状态及其转移情况均已构造完毕，此时没有可以合并的同心项目集。由此做出状态转换图：



产生式标号：

- (1) $E' \rightarrow E$
- (2) $E \rightarrow E + T$
- (3) $E \rightarrow T$
- (4) $T \rightarrow TF$
- (5) $T \rightarrow F$
- (6) $F \rightarrow F^*$
- (7) $F \rightarrow a$
- (8) $F \rightarrow b$

根据 LALR 分析表构造方法，得到分析表如下：

状态	动作					转移			
	+	*	a	b	\$	E'	E	T	F
0			s4	s5			1	2	3
1	s6				acc				
2	r3		s4	s5	r3				7
3	r5	s8	r5	r5	r5				
4	r7	r7	r7	r7	r7				
5	r8	r8	r8	r8	r8				
6			s4	s5				9	3
7	r4	s8	r4	r4	r4				
8	r6	r6	r6	r6	r6				
9	r2		s4	s5	r2				7

3.27 文法 G 的产生式如下：

$$S \rightarrow I \mid R \quad I \rightarrow d \mid I d \quad R \rightarrow W p F \quad W \rightarrow W d \mid \varepsilon \quad F \rightarrow F d \mid d$$

- a) 令 d 表示任意数字, p 表示十进制小数点, 那么非终结符 S, I, R, W, F 在编程语言中分别表示什么?
b) 该文法是 $LR(1)$ 文法吗? 为什么?

解：对该文法进行分析：

- a) 若 $d \sim [0 - 9]$, 从产生式 $W \rightarrow W d \mid \varepsilon$ 可知 W 表示若干个任意数字, 即 $W \sim [0 - 9]^*$;
同理 $F \sim [0 - 9]^+$, 再由产生式 $R \rightarrow W p F$ 可知 $R \sim [0 - 9]^* \cdot [0 - 9]^+$, 表示一个浮点数;
再从产生式 $I \rightarrow d \mid I d$ 可知 $I \sim [0 - 9]^+$, 表示一个若干位的正整数。

因此, 可以写出各个非终结符表示的意义：

S ：无符号数； I ：无符号整数； R ：无符号浮点数, 其中整数部分可以不存在；
 W ：无符号浮点数的整数部分, 可以为空； F ：无符号浮点数的小数部分, 必须存在

- b) 该文法不是 $LR(1)$ 文法。显然这样的文法会产生很多冲突。例如当分析器处于初始状态时, 面对的
第一个输入符号是 d , 那么由产生式 $I \rightarrow d \mid I d$ 和 $W \rightarrow W d \mid \varepsilon$, 并无法确定应该将其归约为 I
还是归约为 W , 产生一个明显的归约-归约冲突。这就可以断言它不是 $LR(1)$ 文法。

3.29 为下面的文法构造给范 $LR(1)$ 分析表, 只需画出状态转换图。这样的状态转换图有同心项目集吗? 若
有, 合并同心项目集后是否会出现动作冲突?

$$\begin{aligned} S &\rightarrow V = E \mid E \\ V &\rightarrow * E \mid \mathbf{id} \\ E &\rightarrow V \end{aligned}$$

解：先做出其拓广文法：

$$\begin{aligned} S' &\rightarrow S \\ S &\rightarrow V = E \mid E \\ V &\rightarrow * E \mid \mathbf{id} \\ E &\rightarrow V \end{aligned}$$

再构造 $LR(1)$ 项目集, 根据构造算法：

$$I_0 = \left\{ \begin{array}{ll} S' \rightarrow \cdot S, & \$ \\ S \rightarrow \cdot V = E, & \$ \\ S \rightarrow \cdot E, & \$ \\ V \rightarrow \cdot * E, & = \\ V \rightarrow \cdot \mathbf{id}, & = \\ E \rightarrow \cdot V, & \$ \\ V \rightarrow \cdot * E, & \$ \\ V \rightarrow \cdot \mathbf{id}, & \$ \end{array} \right. = \left\{ \begin{array}{ll} S' \rightarrow \cdot S, & \$ \\ S \rightarrow \cdot V = E, & \$ \\ S \rightarrow \cdot E, & \$ \\ V \rightarrow \cdot * E, & =/\$ \\ V \rightarrow \cdot \mathbf{id}, & =/\$ \\ E \rightarrow \cdot V, & \$ \end{array} \right.$$

从 I_0 开始构造规范项目集：

$$\begin{aligned} I_1 &= \text{goto}(I_0, S) = S' \rightarrow S \cdot, \$ \\ I_2 &= \text{goto}(I_0, V) = \left\{ \begin{array}{ll} S \rightarrow V \cdot = E, & \$ \\ E \rightarrow V \cdot, & \$ \end{array} \right. \\ I_3 &= \text{goto}(I_0, E) = S \rightarrow E \cdot, \$ \\ I_4 &= \text{goto}(I_0, *) = \left\{ \begin{array}{ll} V \rightarrow * \cdot E, & =/\$ \\ E \rightarrow \cdot V, & =/\$ \\ V \rightarrow \cdot * E, & =/\$ \\ V \rightarrow \cdot \mathbf{id}, & =/\$ \end{array} \right. \\ I_5 &= \text{goto}(I_0, \mathbf{id}) = V \rightarrow \mathbf{id} \cdot, =/\$ \end{aligned}$$

I_0, I_1, I_3, I_5 构造完毕, 继续分析 I_2 ：

$$I_6 = \text{goto}(I_2, =) = \begin{cases} S \rightarrow V = \cdot E, & \$ \\ E \rightarrow \cdot V, & \$ \\ V \rightarrow \cdot * E, & \$ \\ V \rightarrow \cdot \text{id}, & \$ \end{cases}$$

分析 I_4 :

$$\begin{aligned} I_7 &= \text{goto}(I_4, E) = V \rightarrow * E \cdot, \quad =/\$ \\ I_8 &= \text{goto}(I_4, V) = E \rightarrow V \cdot, \quad =/\$ \\ \text{goto}(I_4, *) &= I_4; \quad \text{goto}(I_4, \text{id}) = I_5 \end{aligned}$$

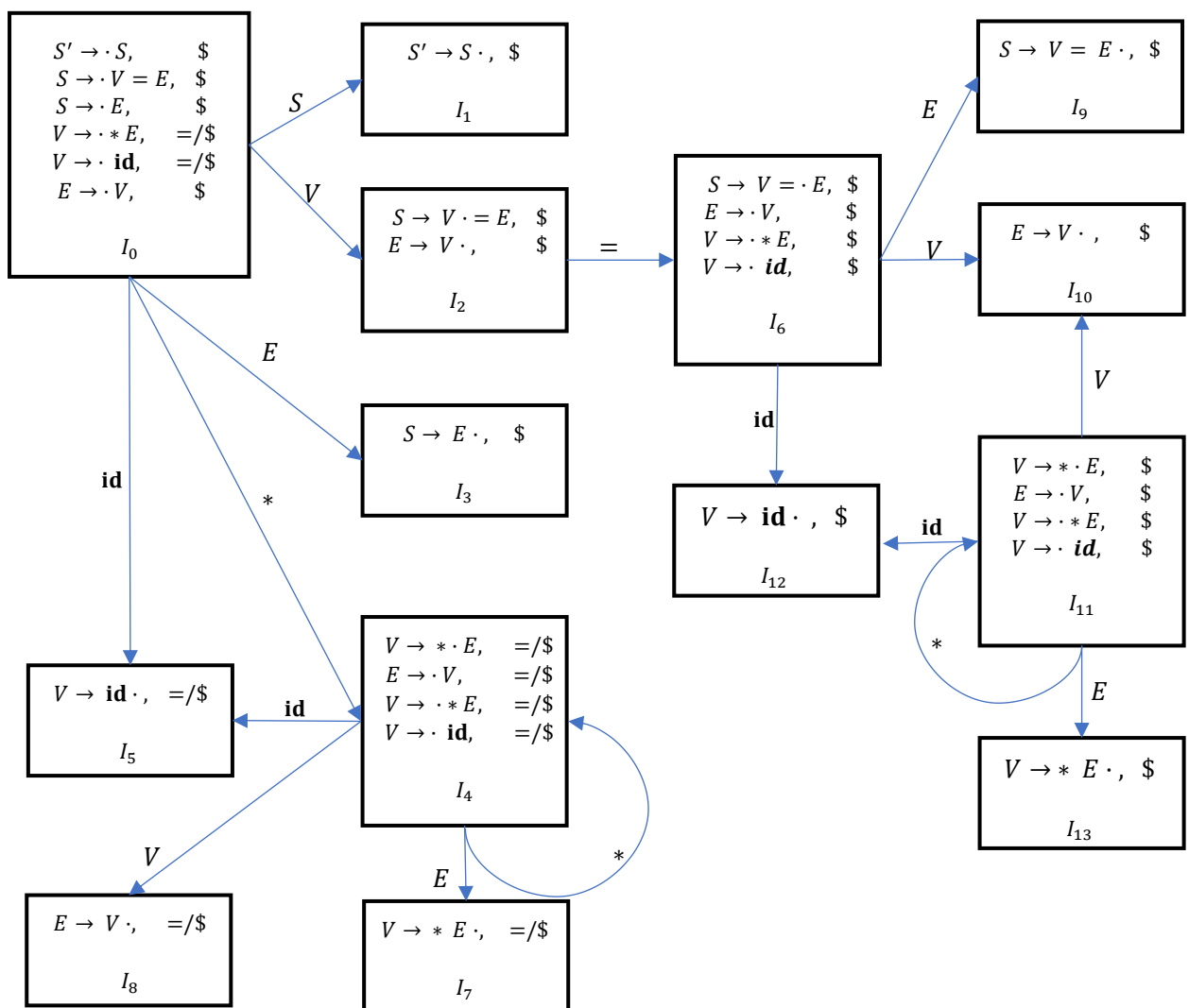
分析 I_6 :

$$\begin{aligned} I_9 &= \text{goto}(I_6, E) = S \rightarrow V = E \cdot, \quad \$ \\ I_{10} &= \text{goto}(I_6, V) = E \rightarrow V \cdot, \quad \$ \\ I_{11} &= \text{goto}(I_6, *) = \begin{cases} V \rightarrow * \cdot E, & \$ \\ E \rightarrow \cdot V, & \$ \\ V \rightarrow \cdot * E, & \$ \\ V \rightarrow \cdot \text{id}, & \$ \end{cases} \\ I_{12} &= \text{goto}(I_6, \text{id}) = V \rightarrow \text{id} \cdot, \quad \$ \end{aligned}$$

分析 I_{11} :

$$\begin{aligned} I_{13} &= \text{goto}(I_{11}, E) = V \rightarrow * E \cdot, \quad \$ \\ \text{goto}(I_{11}, V) &= I_{10}; \quad \text{goto}(I_{11}, *) = I_{11}; \quad \text{goto}(I_{11}, \text{id}) = I_{12} \end{aligned}$$

至此所有状态均分析完毕，由此构造状态转换图：



这样的状态转换图存在同心项目集：

$$I_4 \text{ 与 } I_{11}, \quad I_5 \text{ 与 } I_{12}, \quad I_8 \text{ 与 } I_{10}$$

由教材 85, 86 页的结论，合并后不会出现移进-归约冲突。经过计算，合并后也未出现归约-归约冲突。

4.3 为下列文法写两个语法制导定义，输出括号的对数以及括号嵌套的最大深度。

$$S \rightarrow (L) \mid a$$
$$L \rightarrow L,S \mid S$$

解： 对于给定的文法，直接按要求做出其语法制导的定义：

输出括号的对数：

产生式	语义规则
$E \rightarrow S \mathbf{n}$	$print(S.val)$
$S \rightarrow (L)$	$S, val = L.val + 1$
$S \rightarrow a$	$S.val = 0$
$L \rightarrow L_1, S$	$L.val = L_1.val + S.val$
$L \rightarrow S$	$L.val = S.val$

输出括号嵌套的最大深度：

产生式	语义规则
$E \rightarrow S \mathbf{n}$	$print(S.val)$
$S \rightarrow (L)$	$S, val = L.val + 1$
$S \rightarrow a$	$S.val = 0$
$L \rightarrow L_1, S$	$L.val = (L_1.val > S.val)? L_1.val : S.val$
$L \rightarrow S$	$L.val = S.val$

编译原理 第七周作业 9月24日 周四

PB18151866 龚小航

3.37 下面是一个二义文法：

$$S \rightarrow AS \mid b$$

$$A \rightarrow SA \mid a$$

如果为该文法构造 LR 分析表，则一定存在某些有分析动作冲突的项目，它们是哪些？假定分析表这样来使用：出现冲突时，不确定的选择一个可能的动作。给出对于输入 abab 所有可能的动作系列。

解：先做出其拓广文法：

$$S' \rightarrow S$$

$$S \rightarrow AS \mid b$$

$$A \rightarrow SA \mid a$$

再构造 LR(1) 项目集，根据构造算法：FIRST(S) = FIRST(A) = { a, b }

$$I_0 = \begin{cases} S' \rightarrow \bullet S, & \$ \\ S \rightarrow \bullet AS, & \$ \\ S \rightarrow \bullet b, & \$ \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \end{cases} = \begin{cases} S' \rightarrow \bullet S, & \$ \\ S \rightarrow \bullet AS, & \$/a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & \$/a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \end{cases}$$

对 I_0 进行分析：

$$I_1 = \text{goto}(I_0, S) = \begin{cases} S' \rightarrow S \bullet, & \$ \\ A \rightarrow S \bullet A, & a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \end{cases}$$

$$I_2 = \text{goto}(I_0, A) = \begin{cases} S \rightarrow A \bullet S, & \$/a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & \$/a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & \$/a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \end{cases}$$

$$I_3 = \text{goto}(I_0, b) = S \rightarrow b \bullet, \quad \$/a/b$$

$$I_4 = \text{goto}(I_0, a) = A \rightarrow a \bullet, \quad a/b$$

至此， I_0, I_3, I_4 已分析完毕，接下来分析 I_1 ：

$$I_5 = \text{goto}(I_1, A) = \begin{cases} A \rightarrow SA \bullet, & a/b \\ S \rightarrow A \bullet S, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \end{cases}$$

$$I_6 = \text{goto}(I_1, S) = \begin{cases} A \rightarrow S \bullet A, & a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \end{cases}$$

$$\text{goto}(I_1, a) = I_4$$

$$I_7 = \text{goto}(I_1, b) = S \rightarrow b \bullet, \quad a/b$$

分析 I_2 ：

$$I_8 = \text{goto}(I_2, S) = \begin{cases} S \rightarrow AS \bullet, & \$/a/b \\ A \rightarrow S \bullet A, & a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \end{cases}$$

$$\text{goto}(I_2, A) = I_2; \quad \text{goto}(I_2, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_2, b) = I_3$$

分析 I_5 ：

$$I_9 = \text{goto}(I_5, S) = \begin{cases} S \rightarrow AS \bullet, & a/b \\ A \rightarrow S \bullet A, & a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \end{cases}$$

$$I_{10} = \text{goto}(I_5, A) = \begin{cases} S \rightarrow A \bullet S, & a/b \\ S \rightarrow \bullet AS, & a/b \\ S \rightarrow \bullet b, & a/b \\ A \rightarrow \bullet SA, & a/b \\ A \rightarrow \bullet a, & a/b \end{cases}$$

$$\text{goto}(I_5, b) = I_7; \quad \text{goto}(I_5, a) = I_4$$

分析 I_6 ：

$$\text{goto}(I_6, S) = I_6; \quad \text{goto}(I_6, A) = I_5; \quad \text{goto}(I_6, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_6, b) = I_7$$

分析 I_8 ：

$$\text{goto}(I_8, A) = I_5; \quad \text{goto}(I_8, S) = I_6; \quad \text{goto}(I_8, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_8, b) = I_7;$$

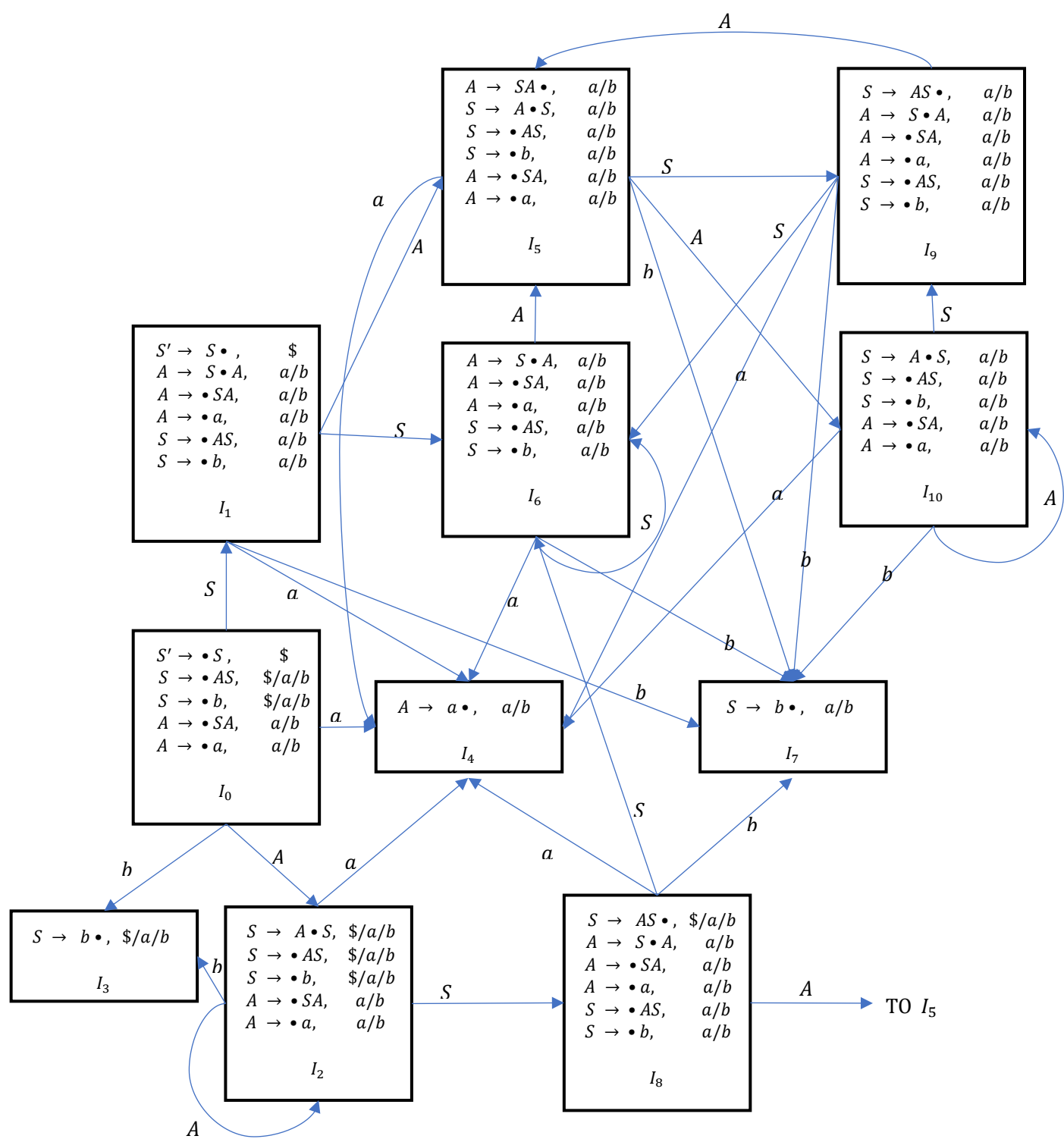
分析 I_9 ：

$$\text{goto}(I_9, A) = I_5; \quad \text{goto}(I_9, S) = I_6; \quad \text{goto}(I_9, a) = I_4; \quad \text{goto}(I_9, b) = I_7;$$

分析 I_{10} ：

$$\text{goto}(I_{10}, S) = I_9; \quad \text{goto}(I_{10}, A) = I_{10}; \quad \text{goto}(I_{10}, b) = I_7; \quad \text{goto}(I_{10}, a) = I_4$$

至此所有状态均分析完毕，做出其状态转换图：



由状态转换图，即可做出规范的 LR 分析表：

产生式标号：

- (1) $S \rightarrow AS$ (2) $S \rightarrow b$ (3) $A \rightarrow SA$ (4) $A \rightarrow a$

根据 LR 分析表构造方法，得到分析表如下：

状态	动作			转移	
	a	b	$\$$	S	A
0	s4	s3		1	2
1	s4	s7	acc	6	5
2	s4	s3		8	2
3	r2	r2	r2		
4	r4	r4			
5	s4/r3	s7/r3		9	10
6	s4	s7		6	5
7	r2	r2			
8	s4/r1	s7/r1	r1	6	5
9	s4/r1	s7/r1		6	5
10	s4	s7		9	10

可知状态 5，8，9 都存在分析动作冲突。

由规范的 LR 分析表，可知输入串为 $abab$ 时，可能出现的动作系列如下：

情况一：

栈	输入	动作
0	a b a b \$	移进
0 a 4	b a b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 A 2	b a b \$	移进
0 A 2 b 3	a b \$	按 $S \rightarrow b$ 归约
0 A 2 S 8	a b \$	移进
0 A 2 S 8 a 4	b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 A 2 S 8 A 5	b \$	移进
0 A 2 S 8 A 5 b 7	\$	报错

情况二：

栈	输入	动作
0	a b a b \$	移进
0 a 4	b a b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 A 2	b a b \$	移进
0 A 2 b 3	a b \$	按 $S \rightarrow b$ 归约
0 A 2 S 8	a b \$	移进
0 A 2 S 8 a 4	b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 A 2 S 8 A 5	b \$	按 $A \rightarrow SA$ 归约
0 A 2 A 2	b \$	移进
0 A 2 A 2 b 3	\$	按 $S \rightarrow b$ 归约
0 A 2 A 2 S 8	\$	按 $S \rightarrow AS$ 归约
0 A 2 S 8	\$	按 $S \rightarrow AS$ 归约
0 S 1	\$	接受

情况三：

栈	输入	动作
0	a b a b \$	移进
0 a 4	b a b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 A 2	b a b \$	移进
0 A 2 b 3	a b \$	按 $S \rightarrow b$ 归约
0 A 2 S 8	a b \$	按 $S \rightarrow AS$ 归约
0 S 1	a b \$	移进
0 S 1 a 4	b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 S 1 A 5	b \$	移进
0 S 1 A 5 b 7	\$	报错

情况四：

栈	输入	动作
0	a b a b \$	移进
0 a 4	b a b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 A 2	b a b \$	移进
0 A 2 b 3	a b \$	按 $S \rightarrow b$ 归约
0 A 2 S 8	a b \$	按 $S \rightarrow AS$ 归约
0 S 1	a b \$	移进
0 S 1 a 4	b \$	按 $A \rightarrow a$ 归约
0 S 1 A 5	b \$	按 $A \rightarrow SA$ 归约
0 A 2	b \$	移进
0 A 2 b 3	\$	按 $S \rightarrow b$ 归约
0 A 2 S 8	\$	按 $S \rightarrow AS$ 归约
0 S 1	\$	接受

4.5 为下面的文法写一个语法制导的定义, 它完成一个句子的 while – do 最大嵌套层次的计算并输出结果。

$$S \rightarrow E$$
$$E \rightarrow \textbf{while } E \textbf{ do } E \mid \textbf{id} := E \mid E + E \mid \textbf{id} \mid (E)$$

解：给出其语法制导定义：*loop*是表示循环嵌套最大层数的综合属性。

产生式	语义规则
$S \rightarrow E$	$print(S.loop)$
$E \rightarrow \textbf{while } E_1 \textbf{ do } E_2$	$E.loop = \max\{E_1.loop, E_2.loop\} + 1$
$E \rightarrow \textbf{id} := E_1$	$E.loop = E_1.loop$
$E \rightarrow E_1 + E_2$	$E.loop = \max\{E_1.loop, E_2.loop\}$
$E \rightarrow \textbf{id}$	$E.loop = 0$
$E \rightarrow (E_2)$	$E.loop = E_1.loop$

4.9 用 S 的综合属性 val 给出下面文法中 S 产生的二进制数的值。如输入 101.101, 输出 $S.val = 5.625$

$$\begin{aligned} S &\rightarrow L.L \mid L \\ L &\rightarrow LB \mid B \\ B &\rightarrow 0 \mid 1 \end{aligned}$$

用 L 属性定义决定 $S.val$ 。在该定义中, B 的唯一综合属性是 c (还需要继承属性), 它给出由 B 产生的位对最终值的贡献。例如 101.101 的最前一位和最后一位对值 5.625 的贡献分别是 4 和 0.125

解: 为解释的更清楚, 可以对这个文法略作改动, 将其改为:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow L.R \mid L \\ L &\rightarrow BL \mid B \\ R &\rightarrow RB \mid B \\ B &\rightarrow 0 \mid 1 \end{aligned}$$

将其分为小数点左侧和小数点右侧两部分。inh 为其继承属性, 分两部分定义即可。

给出其语法制导定义:

产生式	语义规则
$S \rightarrow L.R$	$S.val = L.val + R.val$
$S \rightarrow L$	$S.val = L.val$
$L \rightarrow BL_1$	$B.inh = L_1.c * 2; \quad L.c = L_1.c * 2; \quad L.val = L_1.val + B.c$
$L \rightarrow B$	$B.inh = 1; \quad L.c = 1; \quad L.val = B.c$
$R \rightarrow R_1B$	$B.inh = R_1.c/2; \quad R.c = R_1.c/2; \quad R.val = R_1.val + B.c$
$R \rightarrow B$	$B.inh = 0.5; \quad L.c = 0.5; \quad R.val = B.c$
$B \rightarrow 0$	$B.c = 0$
$B \rightarrow 1$	$B.c = B.inh$

4.12 文法如下:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow (L) \mid a \\ L &\rightarrow L,S \mid S \end{aligned}$$

写一个翻译方案, 它打印出每个 a 在句子中是第几个字符。例如对于句子 $(a,(a,(a,a),(a)))$, 输出的结果为 2 5 8 10 14

解: 对其写出翻译方案: 其中继承属性 inh 表示句子中该文法符号推出的字符系列的前面已经有多少个字符; 综合属性 val 表示句子中该文法符号推出的字符系列的最后一个字符在整个句子中是第几个字符。先对文法进行拓广, 增加产生式 $S' \rightarrow S$

翻译方案如下所示。

$$\begin{aligned} S' &\rightarrow \{S.inh = 0\} \ S \\ S &\rightarrow \{L.inh = S.inh + 1\} \ (L) \ \{S.val = L.val + 1\} \\ S &\rightarrow a \ \{S.val = S.inh + 1; \ printf(S.val)\} \\ L &\rightarrow \{L_1.inh = L.inh\} \ L_1, \ \{S.inh = L_1.val + 1\} \ S \ \{L.val = S.val\} \\ L &\rightarrow \{S.inh = L.inh\} \ S \ \{L.val = S.val\} \end{aligned}$$