



第三次作业

丁伯尧

□ 考虑文法 $S \rightarrow aSbS \mid bSaS \mid \epsilon$

- a) 为句子abab构造两个不同的最左推导，以此说明文法是二义的
- b) 为abab构造对应的最右推导
- c) 为abab构造对应的分析树
- d) 这个文法产生的语言是什么

□ 解答：对应课本3.1节的内容

- **最左/右推导**：每一步都是代换句型中最左/右边的非终结符的推导
- **文法二义性**：对于一个句子，存在不止一颗分析树（或最左/右推导）与之对应
- **分析树**：分支节点为非终结符，该节点的子节点由本次推导所用产生式的右部符号依次标记

□ 考虑文法 $S \rightarrow aSbS|bSaS|\epsilon$

a) 为句子abab构造两个不同的最左推导，以此说明文法是二义的

$$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow abS \Rightarrow abaSbS \Rightarrow ababS \Rightarrow abab$$

$$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow abSaSbS \Rightarrow abaSbS \Rightarrow ababS \Rightarrow abab$$

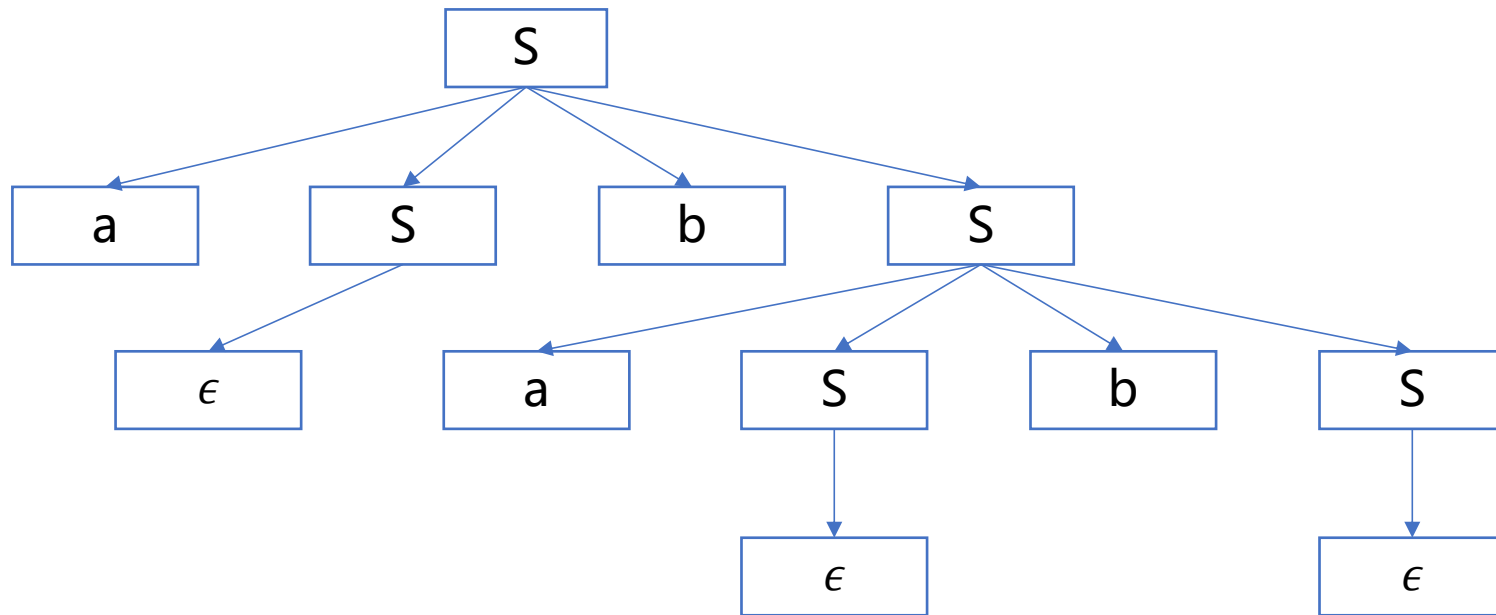
b) 为abab构造对应的最右推导

$$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aSb \Rightarrow abSaSb \Rightarrow abSab \Rightarrow abab$$

$$S \Rightarrow aSbS \Rightarrow aSb\mathbf{aSbS} \Rightarrow aSbaSb \Rightarrow aSbab \Rightarrow abab$$

□ 考虑文法 $S \rightarrow aSbS | bSaS | \epsilon$

c) 为 abab 构造对应的分析树



d) 这个文法产生的语言是什么

❖ 该文法产生的语言是 a、b 的数量相等的串的集合

□ 习题3.1的文法

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

$$L \rightarrow L, S|S$$

- a) 消除该文法的左递归
- b) 为(a)中的文法构造预测分析器

□ 解答：课本3.2-3.3节

- **左递归文法**：对于文法，如果它有终结符A，对某个串 α ，存在推导 $A \Rightarrow^* A\alpha$
- 左递归产生式 $A \rightarrow A\alpha|\beta$ 可以使用下列非左递归产生式来代替
 - ❖ $A \rightarrow \beta A', A' \rightarrow \alpha|A'|\epsilon$
- **预测分析**：指根据当前的输入符号为非终结符确定采用哪一个选择

□ 习题3.1的文法

a) 消除该文法的左递归

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

$$L \rightarrow SL'$$

$$L' \rightarrow ,SL'|\epsilon$$

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

$$L \rightarrow L,S|S$$

□ 习题3.1的文法

b) 为(a)中的文法构造预测分析器

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

$$L \rightarrow SL'$$

$$L' \rightarrow ,SL'|\epsilon$$

□ 计算FIRST和FOLLOW集合

■ FIRST(α): 串 α 的可能首终结符集合; 若 $\alpha \Rightarrow^* \epsilon$, 则含 ϵ

■ FOLLOW(A): 在所有句型中可以直接出现在A后边的符号集合。对于 $A \rightarrow \alpha B \beta$

❖ 若A为开始符号, 则 $\$ \in FOLLOW(A)$

❖ $FIRST(\beta) \subseteq FOLLOW(B)$

❖ 若 $\beta \Rightarrow \epsilon$, 则 $FOLLOW(A) \subseteq FOLLOW(B)$

$$FIRST(S) = \{ (, a \}$$

$$FIRST(L) = \{ (, a \}$$

$$FIRST(L') = \{ ", ", \epsilon \}$$

$$FOLLOW(S) = \{ ", ",), \$ \}$$

$$FOLLOW(L) = \{) \}$$

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

□ 习题3.1的文法

b) 为(a)中的文法构造预测分析器

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

$$\text{FIRST}(S) = \{ (, a \}$$

$$\text{FIRST}(L) = \{ (, a \}$$

$$\text{FIRST}(L') = \{ ,, \epsilon \}$$

□ 根据上述集合构造预测分析表

■ 对于每个产生式 $A \rightarrow \alpha$, 执行:

- ❖ 对于 $\text{FIRST}(\alpha)$ 的每个非终结符 a , 把 $A \rightarrow \alpha$ 加入到 $M[A, a]$
- ❖ 如果 ϵ 在 $\text{FIRST}(\alpha)$ 中, 对于 $\text{FOLLOW}(A)$ 的每个终结符 b (包括 $\$$), 把 $A \rightarrow \alpha$ 加入到 $M[A, b]$

$$\text{FOLLOW}(S) = \{ ,,), \$ \}$$

$$\text{FOLLOW}(L) = \{) \}$$

$$\text{FOLLOW}(L') = \{) \}$$

	a	,	()	\$
S	$S \rightarrow a$		$S \rightarrow (L)$		
L	$L \rightarrow SL'$		$L \rightarrow SL'$		
L'		$L' \rightarrow ,SL'$		$L' \rightarrow \epsilon$	

□ 基于预测分析表实现预测分析器 (实验环境: 中国3.010版)

□ 构造下面文法的LL(1)分析表

$$S \rightarrow aBS|bAS|\epsilon$$

$$A \rightarrow bAA|a$$

$$B \rightarrow aBB|b$$

$$FIRST(S) = \{a, b, \epsilon\}$$

$$FIRST(A) = \{a, b\}$$

$$FIRST(B) = \{a, b\}$$

$$FOLLOW(S) = \{\$ \}$$

$$FOLLOW(A) = \{a, b, \$ \}$$

$$FOLLOW(B) = \{a, b, \$ \}$$

	a	b	\$
S	$S \rightarrow aBS$	$S \rightarrow bAS$	$S \rightarrow \epsilon$
A	$A \rightarrow a$	$A \rightarrow bAA$	
B	$B \rightarrow aBB$	$B \rightarrow b$	

□ 给出接受下列文法的活前缀的一个DFA

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

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

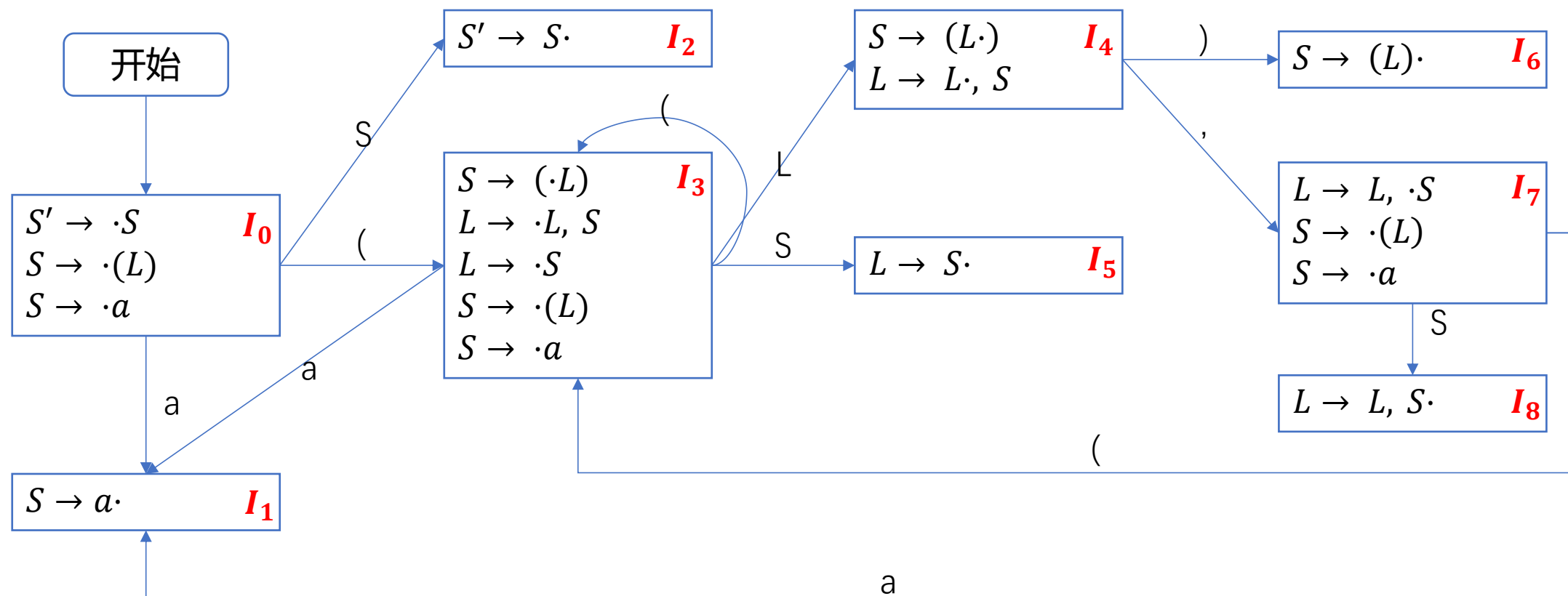
□ 解答

- 课本P76: 对于每个文法G, 项目集规范族的goto函数定义了一个DFA, 它识别G的活前缀
- 定义增广文法G' : 增加新开始符号S' 以及 $S' \rightarrow S$
- 找出项目集规范族
 - ❖ 计算闭包closure(I)
 - ✓ 若 $A \rightarrow \alpha \cdot B \beta$ 在closure(I)中, 则 $B \rightarrow \cdot \gamma$ 加入closure(I)中
 - ❖ 计算转移函数goto(I, X): 满足 $[A \rightarrow \alpha \cdot X \beta]$ 属于I的所有项目 $[A \rightarrow \alpha X \cdot \beta]$ 的集合的闭包
 - ❖ 迭代计算直到项目集不再发生变化
- 根据闭包和转移函数画出DFA

给出接受下列文法的活前缀的一个DFA

$$S' \rightarrow S$$

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

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


□ 考虑下面的文法

- (a) 为此文法构造SLR分析表
- (b) 为此文法构造LALR分析表

$$E \rightarrow E + T \mid T$$
$$T \rightarrow T F \mid F$$
$$F \rightarrow F^* \mid a \mid b$$

□ 解答

- 构造增广文法的项目集规范族
 - ❖ SLR: LR(0)项目集规范族
 - ❖ LALR: 合并同心项目集后的LR(1)项目集规范族
- 根据课本上的分析表构造规则来构造分析表
 - ❖ SLR分析表: P79
 - ❖ LALR分析表: P86

3.19 (a)



□ 考虑下面的文法

- (a) 为此文法构造SLR分析表
- (b) 为此文法构造LALR分析表

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

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

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

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

$E \rightarrow E + T \mid T$

$T \rightarrow T F \mid F$

$F \rightarrow F^* \mid a \mid b$

1. $E \rightarrow E + T$

2. $E \rightarrow T$

3. $T \rightarrow T F$

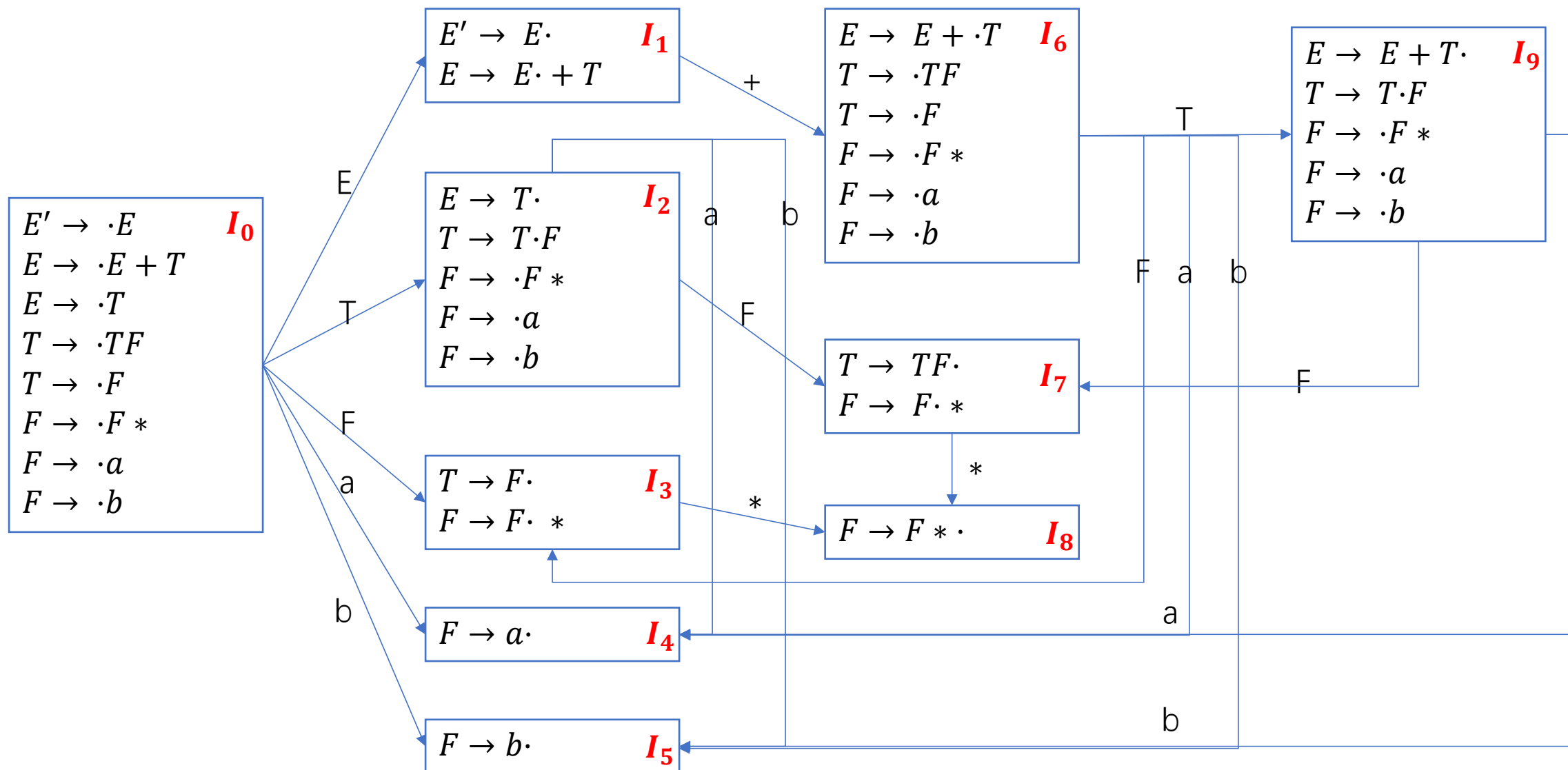
4. $T \rightarrow F$

5. $F \rightarrow F^*$

6. $F \rightarrow a$

7. $F \rightarrow b$

3.19(a)

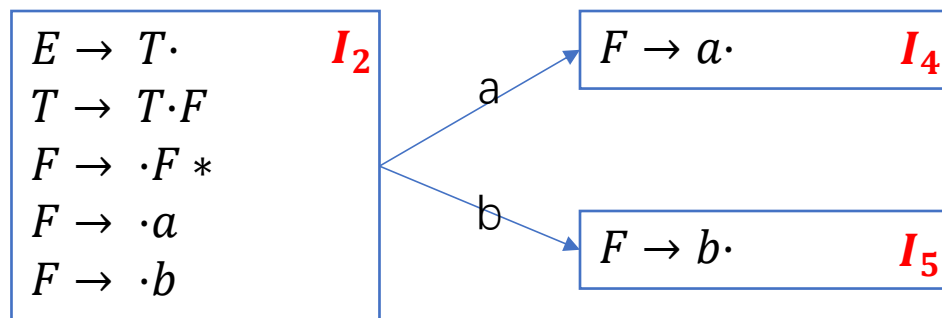


3.19(a)



□ 状态 i 从 I_i 构造, 按如下方法确定 $action$ 函数:

- 移进: 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot a \beta]$ 在 I_i 中, 并且 $goto(I_i, a) = I_j$, 那么置 $action[i, a]$ 为 sj
- 归约: 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot]$ 在 I_i 中, 那么对 $FOLLOW(A)$ 中所有的 a , 置 $action[i, a]$ 为 rj , j 是产生式 $A \rightarrow \alpha$ 的编号
- 接受: 如果 $[S' \rightarrow S \cdot]$ 在 I_i 中, 那么置 $action[i, \$]$ 为 acc



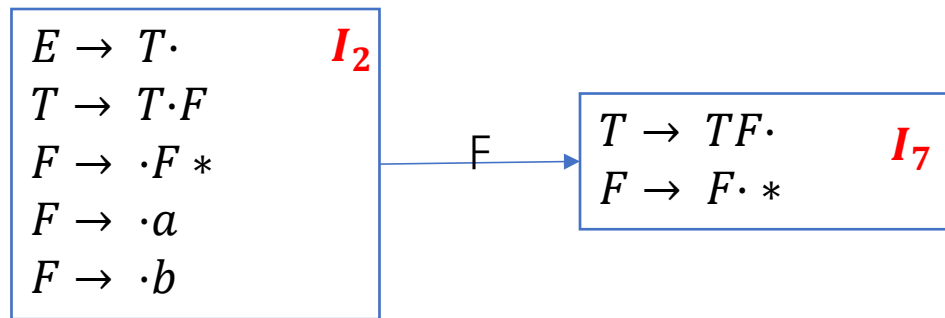
状态	动作					转移		
	a	b	+	*	\$	E	T	F
0	s4	s5				1	2	3
1			s6		acc			
2	s4	s5	r2		r2			7
3	r4	r4	r4	s8	r4			
4	r6	r6	r6	r6	r6			
5	r7	r7	r7	r7	r7			
6	s4	s5					9	3
7	r3	r3	r3	s8	r3			
8	r5	r5	r5	r5	r5			
9	s4	s5	r1		r1			7

3.19(a)



□ 状态 i 从 I_i 构造, 按如下方法确定 $action$ 函数:

- 移进: 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot a \beta]$ 在 I_i 中, 并且 $goto(I_i, a) = I_j$, 那么置 $action[i, a]$ 为 sj
- 归约: 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot]$ 在 I_i 中, 那么对 $FOLLOW(A)$ 中所有的 a , 置 $action[i, a]$ 为 rj , j 是产生式 $A \rightarrow \alpha$ 的编号
- 接受: 如果 $[S' \rightarrow S \cdot]$ 在 I_i 中, 那么置 $action[i, \$]$ 为 acc



状态	动作					转移		
	a	b	+	*	\$	E	T	F
0	s4	s5				1	2	3
1			s6		acc			
2	s4	s5	r2		r2			7
3	r4	r4	r4	s8	r4			
4	r6	r6	r6	r6	r6			
5	r7	r7	r7	r7	r7			
6	s4	s5					9	3
7	r3	r3	r3	s8	r3			
8	r5	r5	r5	r5	r5			
9	s4	s5	r1		r1			7

3.19(a)



□ 状态 i 从 I_i 构造, 按如下方法确定 $action$ 函数:

- 移进: 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot a \beta]$ 在 I_i 中, 并且 $goto(I_i, a) = I_j$, 那么置 $action[i, a]$ 为 sj
- 归约: 如果 $[A \rightarrow \alpha \cdot]$ 在 I_i 中, 那么对 $FOLLOW(A)$ 中所有的 a , 置 $action[i, a]$ 为 rj , j 是产生式 $A \rightarrow \alpha$ 的编号
- 接受: 如果 $[S' \rightarrow S \cdot]$ 在 I_i 中, 那么置 $action[i, \$]$ 为 acc

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

$E \rightarrow T \cdot$
 $T \rightarrow T \cdot F$
 $F \rightarrow \cdot F *$
 $F \rightarrow \cdot a$
 $F \rightarrow \cdot b$

 I_2

状态	动作					转移		
	a	b	+	*	\$	E	T	F
0	s4	s5				1	2	3
1			s6		acc			
2	s4	s5	r2		r2			7
3	r4	r4	r4	s8	r4			
4	r6	r6	r6	r6	r6			
5	r7	r7	r7	r7	r7			
6	s4	s5					9	3
7	r3	r3	r3	s8	r3			
8	r5	r5	r5	r5	r5			
9	s4	s5	r1		r1			7

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```
repeat
for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
  for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$  )
    for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
      if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
        把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 
```

$E' \rightarrow \cdot E, \$$

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow T F$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```
repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$  )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$  )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 
```

$$\begin{aligned} E' &\rightarrow \cdot E, \$ \\ E &\rightarrow \cdot E + T, \$ \\ E &\rightarrow \cdot T, \$ \end{aligned}$$

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow T F$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```
repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$ )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 
```

$$\begin{aligned} E' &\rightarrow \cdot E, \$ \\ E &\rightarrow \cdot E + T, \$ \\ E &\rightarrow \cdot T, \$ \end{aligned}$$

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow T F$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```

repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$ )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 

```

$$\begin{aligned}
 E' &\rightarrow \cdot E, \$ \\
 E &\rightarrow \cdot E + T, +/\$ \\
 E &\rightarrow \cdot T, +/\$
 \end{aligned}$$

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow T F$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```

repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$ )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 

```

$$\begin{aligned}
 E' &\rightarrow \cdot E, \$ \\
 E &\rightarrow \cdot E + T, +/\$ \\
 E &\rightarrow \cdot T, +/\$ \\
 T &\rightarrow \cdot TF, +/\$ \\
 T &\rightarrow \cdot F, +/\$
 \end{aligned}$$

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow TF$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

$FIRST(E) = FIRST(T) = FIRST(F) = \{a, b\}$

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

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

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

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```

repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$ )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 

```

$$\begin{aligned}
 E' &\rightarrow \cdot E, \$ \\
 E &\rightarrow \cdot E + T, +/\$ \\
 E &\rightarrow \cdot T, +/\$ \\
 T &\rightarrow \cdot TF, a/b/+/\$ \\
 T &\rightarrow \cdot F, a/b/+/\$
 \end{aligned}$$

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow TF$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```

repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$ )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 

```

```

 $E' \rightarrow \cdot E, \$$ 
 $E \rightarrow \cdot E + T, +/\$$ 
 $E \rightarrow \cdot T, +/\$$ 
 $T \rightarrow \cdot TF, a/b/+/\$$ 
 $T \rightarrow \cdot F, a/b/+/\$$ 
 $F \rightarrow \cdot F *, a/b/+/\$$ 
 $F \rightarrow \cdot a, a/b/+/\$$ 
 $F \rightarrow \cdot b, a/b/+/\$$ 

```

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow TF$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F^*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

□ 闭包计算

■ P82 算法3.5

```

repeat
  for(  $I$  的每个项目  $[A \rightarrow \alpha \cdot B \beta, a]$  )
    for( $G'$  中的每个产生式  $B \rightarrow \gamma$  )
      for( $FIRST(\beta a)$  的每个终结符  $b$ )
        if ( $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  不在  $I$  中)
          把  $[B \rightarrow \cdot \gamma, b]$  加到  $I$ 
until 在一次重复中没有项目加入到  $I$ 

```

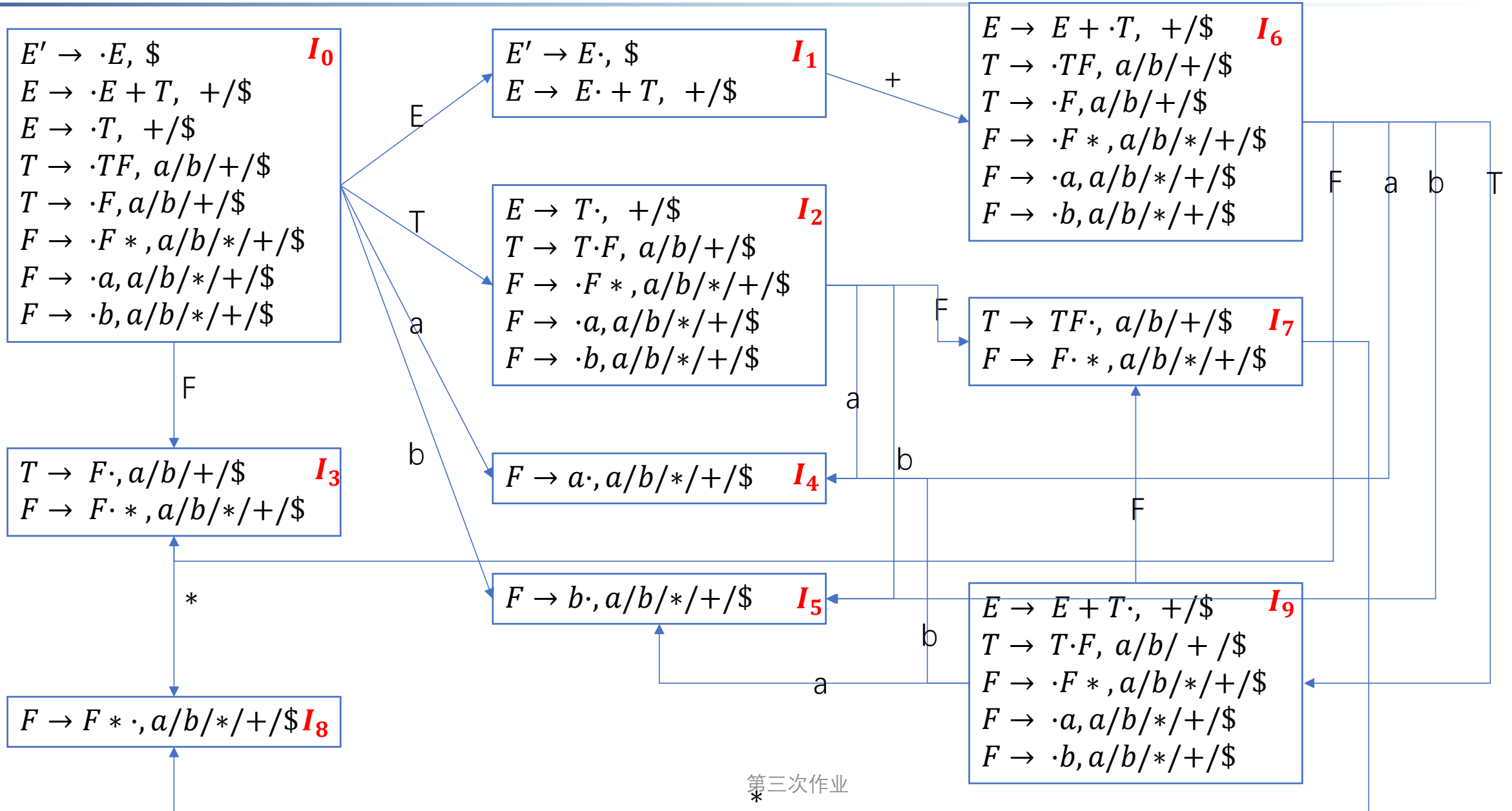
```

 $E' \rightarrow \cdot E, \$$ 
 $E \rightarrow \cdot E + T, +/\$$ 
 $E \rightarrow \cdot T, +/\$$ 
 $T \rightarrow \cdot TF, a/b/+/\$$ 
 $T \rightarrow \cdot F, a/b/+/\$$ 
 $F \rightarrow \cdot F *, a/b/*/+/\$$ 
 $F \rightarrow \cdot a, a/b/*/+/\$$ 
 $F \rightarrow \cdot b, a/b/*/+/\$$ 

```

1. $E \rightarrow E + T$
2. $E \rightarrow T$
3. $T \rightarrow TF$
4. $T \rightarrow F$
5. $F \rightarrow F*$
6. $F \rightarrow a$
7. $F \rightarrow b$

3.19(b)



3.19(b)



状态	动作					转移		
	a	b	+	*	\$	E	T	F
0	s4	s5				1	2	3
1			s6		acc			
2	s4	s5	r2		r2			7
3	r4	r4	r4	s8	r4			
4	r6	r6	r6	r6	r6			
5	r7	r7	r7	r7	r7			
6	s4	s5					9	3
7	r3	r3	r3	s8	r3			
8	r5	r5	r5	r5	r5			
9	s4	s5	r1		r1			7

a) 证明下面文法是LL(1)文法但是不是SLR(1)文法

$$S \rightarrow AaAb|BbBa$$

$$A \rightarrow \epsilon$$

$$B \rightarrow \epsilon$$

□ 证明是LL(1)文法：对于任意 $A \rightarrow \alpha|\beta$ 满足以下条件

- $FIRST(\alpha) \cap FIRST(\beta) = \emptyset$

- 若 $\beta \Rightarrow^* \epsilon$, 那么 $FIRST(\alpha) \cap FOLLOW(A) = \emptyset$

$$\begin{aligned} FIRST(AaAb) &= \{a\} \\ FIRST(BbBa) &= \{b\} \end{aligned}$$



$$FIRST(AaAb) \cap FIRST(BbBa) = \emptyset$$

$$\begin{aligned} FOLLOW(A) &= \{a, b\} \\ FOLLOW(B) &= \{a, b\} \end{aligned}$$



$$\begin{aligned} FIRST(\epsilon) \cap FOLLOW(A) &= \emptyset \\ FIRST(\epsilon) \cap FOLLOW(B) &= \emptyset \end{aligned}$$

□ 证明不是SLR(1)文法：存在移进规约冲突

- 对于该文法，对于任何句子都是在面临第一个符号时进行空规约，而由于 $FOLLOW(A)=FOLLOW(B)$ ，因此不能确定是把 ϵ 规约成A还是B

b) 证明所有LL(1)文法都是LR(1)文法

- 对于一个LL(1)文法，假设其不是LR(1)文法
- 若存在移进-归约冲突，即存在状态 I ，它对于终结符 a 既可以移进也可以归约。即 I 同时存在以下两个状态： $[A \rightarrow \alpha \cdot, a]$ （对 a 规约）， $[C \rightarrow \gamma \cdot a \delta, b]$ （对 a 移进）。这意味着存在两个不同的最右推导： $S \Rightarrow^* \alpha a$ 和 $S \Rightarrow^* \gamma a \delta b$ ，其中 α 和 γa 有着相同的活前缀 π 。则对于 πb ，有着两个不同的最右推导，存在二义性，而LL(1)文法不是二义的，产生矛盾
- 若存在归约-归约冲突，即对于一个状态 I ，同时存在 $[A \rightarrow \alpha \cdot, a]$ 和 $[B \rightarrow \beta \cdot, a]$ ，这意味着存在同一输入前缀和同一下一符号 a 的两种不同右推导归约选择，因此该文法是二义的，而LL(1)文法不是二义的，产生矛盾

□ 3.17

- 状态计算错误-1
- 状态正确但是DFA中缺少边-0.5

□ 3.19

- (a)和(b)每有一题错-1