

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 ：

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

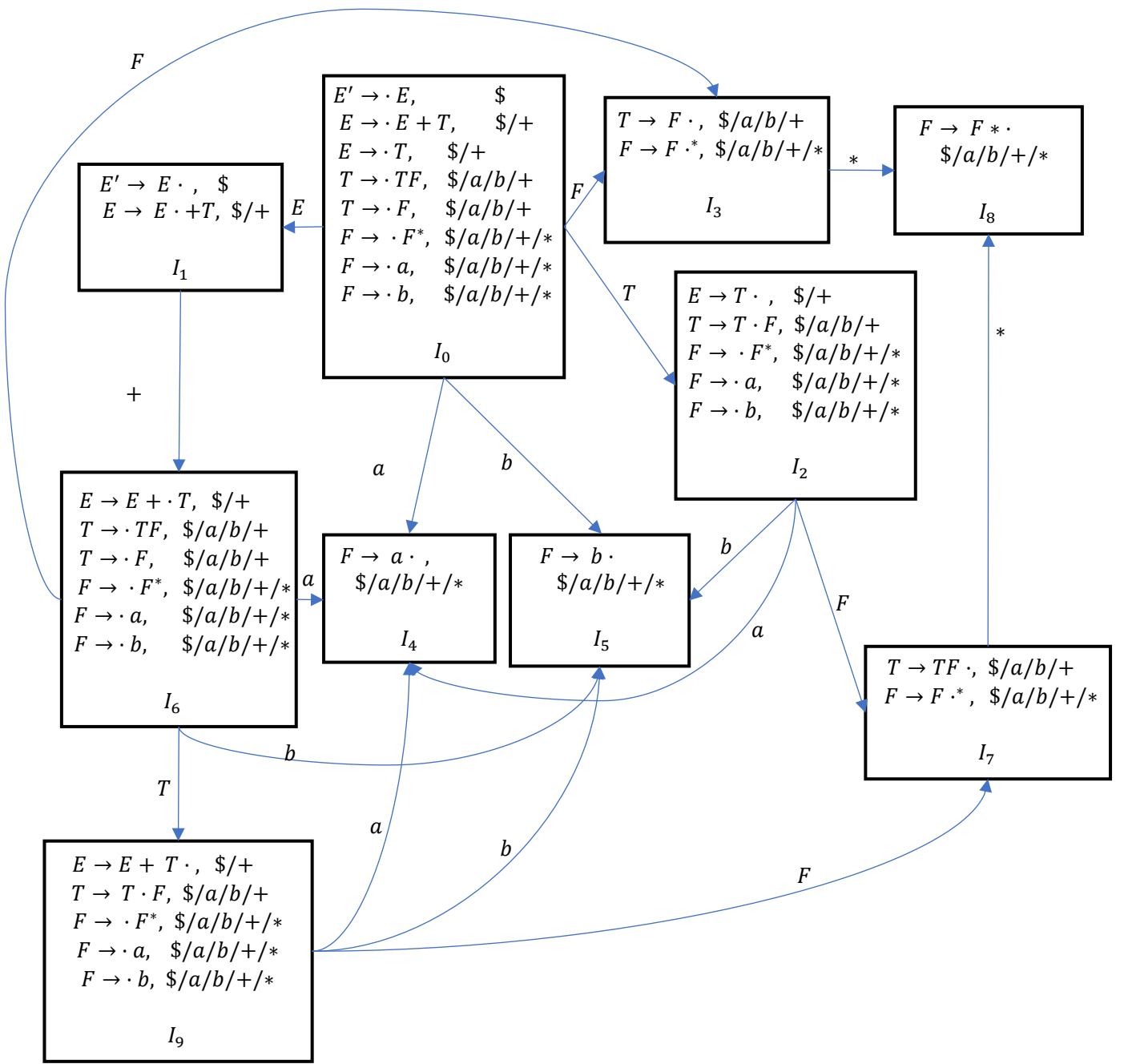
分析 I_7 ：

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

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：

$$S \rightarrow I \mid R \quad I \rightarrow d \mid Id \quad R \rightarrow WpF \quad W \rightarrow Wd \mid \varepsilon \quad F \rightarrow Fd \mid d$$

- 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 $W \rightarrow Wd \mid \varepsilon$ 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 $R \rightarrow WpF$ 可知 $R \sim [0 - 9]^*.[0 - 9]^+$, 表示一个浮点数;
再从产生式 $I \rightarrow d \mid Id$ 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 $I \rightarrow d \mid Id$ 和 $W \rightarrow Wd \mid \varepsilon$, 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 :

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

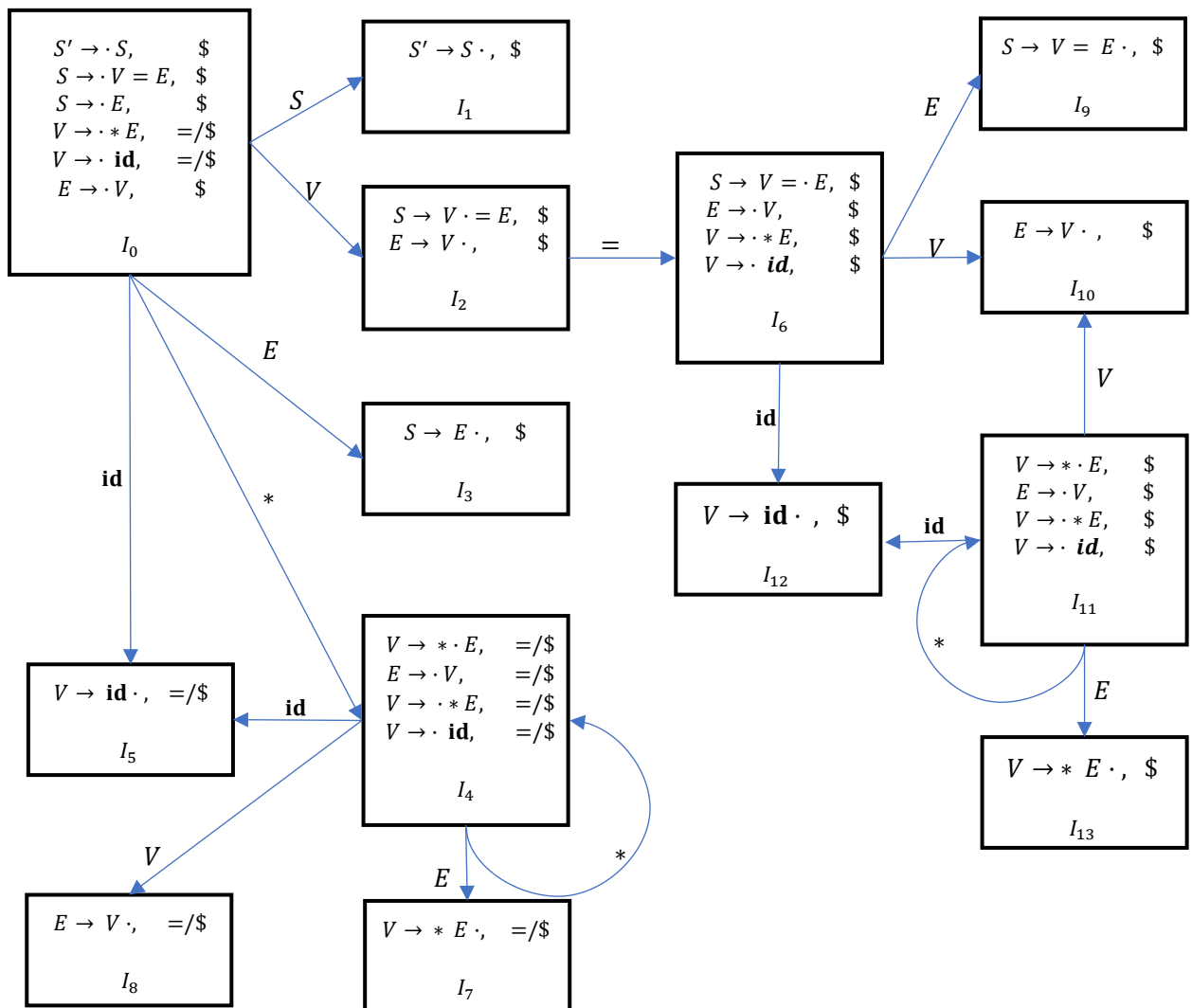
分析 I_6 :

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

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