编译原理作业 3

1. 将下述文法 $G(A)$ 修改为等价的非左递归文法。

$$\begin{aligned} A &\to BaC \mid CbB \\ B &\to Ac \mid c \\ C &\to Bb \mid b \end{aligned}$$

Solution: 首先将 $B \to Ac \mid c$ 进行改写，得到

$$B \to BaCc \mid CbBc \mid c$$

进而有

$$B \to BaCc \mid BbbBc \mid bbBc \mid c$$

将其改写为

$$B \to bbBcB' \mid cB', \quad B' \to aCcB' \mid bbBcB' \mid \varepsilon$$

带入 C 中有

$$C \to bbBcB'b \mid cB'b \mid b$$

带入 A 中有

$$A \to bbBcB'aC \mid cB'aC \mid bbBcB'bbB \mid cB'bbB \mid bbB$$

得到改写后的文法

$$\begin{aligned} A &\to bbBcB'aC \mid cB'aC \mid bbBcB'bbB \mid cB'bbB \mid bbB \\ B &\to bbBcB' \mid cB' \\ C &\to bbBcB'b \mid cB'b \mid b \\ B' &\to aCcB' \mid bbBcB' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

2. 设有以下文法 $G(A)$：

$$\begin{aligned} A &\to BCc \mid eDB \\ B &\to \varepsilon \mid bCD \\ C &\to DaB \mid ca \\ D &\to \varepsilon \mid dD \end{aligned}$$

(a) 计算每个候选式的 FIRST 集合，若候选式集合包含 ε，计算左侧非终结符号的 FOLLOW 集合

Solution: 对于 A 来说，FIRST$(BCc) = \{a,b,c,d\}$，FIRST$(eDB) = \{e\}$。

对于 B 来说，FIRST$(bCD) = \{b\}$，FIRST$(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$。

对于 C 来说，FIRST$(DaB) = \{a,d\}$，FIRST$(ca) = \{c\}$。

对于 D 来说，FIRST$(dD) = \{d\}$，FIRST$(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$。

此时，对 B、D 求解 FOLLOW 集合。

FOLLOW(B) = FIRST$(C)\cup$FOLLOW$(A) = \{a,c,d,\#\}$

FOLLOW(D) = FIRST$(B)\cup$FOLLOW$(B)\cup$FIRST$(a) = \{a,b,c,d,\#\}$

(b) 根据 (1) 中的计算结果，构造 LL(1) 分析表。

Solution: 建立分析表如下

	a	b	c	d	e	#
A	$A\to bCD$	$A\to bCD$	$A\to bCD$	$A\to bCD$	$A\to eDB$	
B	$B\to\varepsilon$	$B\to bCD$	$B\to\varepsilon$	$B\to\varepsilon$		$B\to\varepsilon$
C	$C\to DaB$		$C\to ca$	$C\to DaB$		
D	$D\to\varepsilon$	$D\to\varepsilon$	$D\to\varepsilon$	$\times$		$D\to\varepsilon$

由于 FIRST$(dD)\cap$FOLLOW$(D) = \{d\} \neq \emptyset$，所以不属于 LL(1) 文法。

3. 设有以下文法 G(PROGRAM)：

$$\text{PROGRAM} \to \textbf{begin}\ \ S\ \ \textbf{end}$$
$$S \to d; S \mid sT$$
$$T \to \varepsilon \mid ; sT$$

(a) 构造 LL(1) 分析表

Solution: 用 P 表示 PROGRAM，b 表示 **begin**，e 表示 **end**，求解如下：

对于 P，FIRST$(bSe) = \{b\}$

对于 S，FIRST$(d;S) = \{d\}$，FIRST$(sT) = \{s\}$

对于 T，FIRST$(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$，FIRST$(;sT) = \{;\}$，FOLLOW$(T) = \{e\}$

因此它为 LL(1) 文法，构建分析表如下：

	b	d	s	e	;	#
P	$P\to bSe$					
S		$S\to d;S$	$S\to sT$			
T				$T\to\varepsilon$	$T\to ;sT$	

(b) 给出句子 **begin** $d;s$ **end** 的分析过程

Solution:

步骤	分析栈	余留输入串	所用产生式
1	# P	bd;se#	$P\to bSe$
2	# eSb	bd;se#	p++
3	# eS	d;se#	$S\to d;S$
4	# eS;d	d;se#	p++
5	# eS;	;se#	p++
6	# eS	se#	$S\to sT$
7	# eTs	se#	p++
8	# eT	e#	$T\to\varepsilon$
9	# e	e#	p++
10	#	#	分析成功

4. 判断下面的文法是否为 LL(1) 文法，若不是则改写为 LL(1) 文法

(a) $A \to baB \mid \varepsilon$，$B \to Abb \mid a$

Solution: 对于 A，$\mathrm{FIRST}(baB) = b$，$\mathrm{FIRST}(\varepsilon) = \varepsilon$，$\mathrm{FOLLOW}(A) = b$，因此 $\mathrm{FIRST}(baB) \cap \mathrm{FOLLOW}(A) \neq \emptyset$，因此不属于 LL(1) 文法。

将 A 带入 B，得到

$$B \to baBbb \mid bb \mid a$$

存在公因子，提取得到

$$B \to bB' \mid a, \quad B' \to aBbb \mid b$$

形成的新文法是

$$\begin{aligned} A &\to baB \mid \varepsilon \\ B &\to bB' \mid a \\ B' &\to aBbb \mid b \end{aligned}$$

进行验证如下：$\mathrm{FIRST}(baB) = \{b\}, \mathrm{FIRST}(\varepsilon) = \{\varepsilon\}, \mathrm{FOLLOW}(A) = \#$，无冲突

$\mathrm{FIRST}(bB') = \{b\}, \mathrm{FIRST}(a) = \{a\}$，无冲突

$\mathrm{FIRST}(aBbb) = \{a\}, \mathrm{FIRST}(b) = \{b\}$，无冲突，因此为 LL(1) 文法。

(b) $M \to MaH \mid H, \quad H \to b(M)(M) \mid b$

Solution: 存在左递归和公共因子，因此先进行消除和提取公因子，得到新的文法：

$$\begin{aligned} M &\to HM' \\ M' &\to aHM' \mid \varepsilon \\ H &\to bH' \\ H' &\to (M)(M) \mid \varepsilon \end{aligned}$$

进行验证如下：

$\mathrm{FIRST}(aHM') = \{a\}$，$\mathrm{FIRST}(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$，$\mathrm{FOLLOW}(M') = \{\#\}$，无冲突

$\mathrm{FIRST}((M)(M)) = \{(\}$，$\mathrm{FIRST}(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$，$\mathrm{FOLLOW}(H') = \mathrm{FOLLOW}(H) = \mathrm{FIRST}(M') \cup \mathrm{FOLLOW}(M') = \{a, \#\}$，无冲突，因此为 LL(1) 文法。

(c) $S \to AB, \quad A \to Ba \mid \varepsilon, \quad B \to Db \mid D, \quad D \to d \mid \varepsilon$

Solution: 可以提取公因子，得到文法

$$S \to AB, \quad A \to Ba \mid \varepsilon, \quad B \to DD', \quad D' \to b \mid \varepsilon, \quad D \to d \mid \varepsilon$$

进行求解。$\mathrm{FIRST}(AB) = \{b, d\}$，$\mathrm{FIRST}(Ba) = \{b, d\}$，$\mathrm{FOLLOW}(A) = \mathrm{FIRST}(B) = \{b, d\}$，出现冲突。进一步进行带入 $S \to AB$，得到。

$$S \to BaB \mid B$$

提取公因式，

$$S \to BB', B' \to aB \mid \varepsilon$$

建立新文法

$$S \to BB', \quad B' \to aB \mid \varepsilon, \quad B \to DD', \quad D' \to b \mid \varepsilon, \quad D \to d \mid \varepsilon$$

进行验证。$\mathrm{FIRST}(BB') = b, d$, $\mathrm{FIRST}(aB) = \{a\}$, $\mathrm{FOLLOW}(B') = \{\#\}$, $\mathrm{FIRST}(DD') = \{b, d\}$, $\mathrm{FIRST}(b) = \{b\}$，$\mathrm{FOLLOW}(D') = \{\#\}$，$\mathrm{FIRST}(D) = \{d\}$，$\mathrm{FOLLOW}(D) = \mathrm{FIRST}(D') \cup \mathrm{FOLLOW}(D') = \{b, \varepsilon\}$，无冲突。所以为 LL(1) 文法。

(d) $S \to Ab \mid Ba, \quad A \to aA \mid a, \quad B \to a$

Solution: 先将 A,B 带入 S，得到

$$S \to aAb \mid ab \mid aa$$

因此，消除公因子并建立新的文法

$$\begin{aligned} S &\to aS' \\ S' &\to Ab \mid b \mid a \\ A &\to aA' \\ A' &\to A \mid \varepsilon \end{aligned}$$

仍然存在公因子，将 A 带入 S'

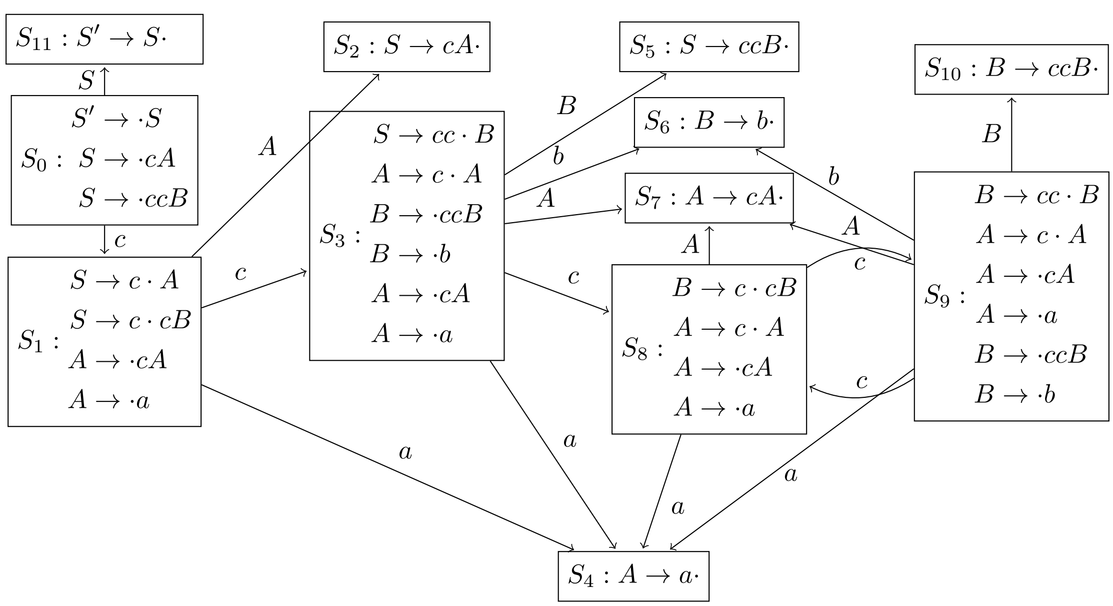
$$\begin{aligned} S &\to aS' \\ S' &\to aS'' \mid b \\ S'' &\to A'b \mid \varepsilon \\ A &\to aA' \\ A' &\to A \mid \varepsilon \end{aligned}$$

验证如下：对于 S'，FIRST$(aS'') = \{a\}$，FIRST$(b) = \{b\}$，无冲突；
对于 S"，FIRST$(A'b) = \{a, b\}$，FOLLOW$(S'') = \{\#\}$，无冲突；
对于 A'，FIRST$(A) = \{a\}$，FOLLOW$(A') = \{b\} \cup$ FOLLOW$(S'') \cup$ FOLLOW$(A) = \{b, \#\}$，无冲突。

5. 判断下列文法是否为 LR(0) 文法，如果是则构建 LR(0) 分析表，否则说明理由

(a) $S \to cA \mid ccB, \quad B \to ccB \mid b, \quad A \to cA \mid a$

Solution: 构建项目集如下：



由此，可以构建 LR(0) 分析表：
由于不存在冲突，所以该文法为 LR(0) 文法。

状态	action				goto		
	a	b	c	$\#$	A	B	S
S_0			S_1			11	
S_1	S_4		S_3		2		
S_2	$S\to cA$	$S\to cA$	$S\to cA$	$S\to cA$			
S_3	S_4	S_6	S_8		7	5	
S_4	$A\to a$	$A\to a$	$A\to a$	$A\to a$			
S_5	$S\to ccB$	$S\to ccB$	$S\to ccB$	$S\to ccB$			
S_6	$B\to b$	$B\to b$	$B\to b$	$B\to b$			
S_7	$A\to cA$	$A\to cA$	$A\to cA$	$A\to cA$			
S_8	S_4		S_9		7		
S_9	S_4	S_6	S_8		7	10	
S_{10}	$B\to ccB$	$B\to ccB$	$B\to ccB$	$B\to ccB$			
S_{11}				acc			

(b) $S\to AaAb\mid BbBa$，$B\to\varepsilon$，$A\to\varepsilon$

Solution: 首先改写文法为

$$\begin{aligned}
&S'\to S && (r_1)\\
&S\to AaAb\mid BbBa && (r_2,r_3)\\
&B\to\varepsilon && (r_4)\\
&A\to\varepsilon && (r_5)
\end{aligned}$$

求解 LR(0) 的项目集规范族。

$$I_0=\{S'\to\cdot S, S\to\cdot AaAb, S\to\cdot BbBa, A\to\cdot, B\to\cdot\}$$

在这一列同时有两个规约项 r_4,r_5，则 LR(0) 分析表中会出现规约-规约冲突。因此，该文法不属于 LR(0) 文法。

6. 判断文法是否属于 SLR(1) 文法，若是则构造 SLR(1) 分析表，否则说明理由。

(a) $S\to Sab\mid bR,\quad R\to S\mid a$

Solution 首先改写文法为:

$$\begin{aligned}
&S'\to S && (r_1)\\
&S\to Sab\mid bR && (r_2,r_3)\\
&R\to S\mid a && (r_4,r_5)
\end{aligned}$$

求解 LR(0) 项目集规范族。

$$I_0=S'\to\cdot S, S\to\cdot Sab, S\to\cdot bR$$

令 $\mathrm{GO}(I_0,S)=I_1$

$$I_1=S'\to S\cdot, S\to S\cdot ab$$

令 $\mathrm{GO}(I_0,b)=I_2$

$$I_2=S\to b\cdot R, R\to\cdot S, R\to\cdot a, S\to\cdot Sab, S\to\cdot bR$$

令 $\mathrm{GO}(I_1,a)=I_3$

$$I_3=S\to Sa\cdot b$$

令 $\mathrm{GO}(I_3, b) = I_4$

$$I_4 = S \to Sab\cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, R) = I_5$

$$I_5 = S \to bR\cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, S) = I_6$

$$I_6 = R \to S\cdot, S \to S \cdot ab$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, a) = I_7$

$$I_7 = R \to a\cdot$$

$\mathrm{GO}(I_2, b) = I_2$，$\mathrm{GO}(I_6, a) = I_3$
再求解 $\mathrm{FOLLOW}(R) = \mathrm{FOLLOW}(S) = \{a, \#\}$ 由此建立 SLR(1) 分析表：

状态	action			goto	
	a	b	$\#$	R	S
I_0	I_3	I_2			1
I_1	I_3		acc		
I_2	I_7	I_2		5	6
I_3		I_4			
I_4	r_2		r_2		
I_5	r_3		r_3		
I_6	r_4,I_3		r_4		
I_7	r_4		r_4		

由于存在移进-规约冲突，所以不属于 SLR(1) 文法。

(b) $S \to aA, \quad A \to cAd \mid \varepsilon$
Solution: 将文法标号如下：

$$\begin{aligned} & S \to aA && (r_1) \\ & A \to cAd \mid \varepsilon && (r_2, r_3) \end{aligned}$$

求解 LR(0) 项目集规范族：

$$I_0 = S \to \cdot aA$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, a) = I_1$

$$I_1 = S \to a \cdot A, A \to \cdot cAd, A \to \cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_1, A) = I_2$

$$I_2 = S \to aA\cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_1, c) = I_3$

$$I_3 = A \to c \cdot Ad, A \to \cdot cAd, A \to \cdot$$

$\mathrm{GO}(I_3, c) = I_3$，令 $\mathrm{GO}(I_3, A) = I_4$

$$I_4 = cA \cdot d$$

令 $\mathrm{GO}(I_4, d) = I_5$

$$I_5 = cAd\cdot$$

再求解 $\mathrm{FOLLOW}(A) = \{d, \#\}$，构造 SLR(1) 分析表如下：

状态	action				goto
	a	c	d	$\#$	A
I_0	I_1				
I_1		I_3	r_3	r_3	2
I_2				acc	
I_3		I_3	r_3	r_3	4
I_4			I_5		
I_5			r_2	r_2	

可以解决移进-规约冲突，所以该文法为 SLR(1) 文法。

7. 判断文法属于哪类 LR 文法。

(a) $E \to E + T \mid T, \quad T \to TF \mid F \quad F \to (E) \mid F* \mid a \mid b$
Solution: 先改写文法：

$$\begin{aligned} &E' \to E && (r_1) \\ &E \to E + T \mid T && (r_2, r_3) \\ &T \to TF \mid F && (r_4, r_5) \\ &F \to (E) \mid F* \mid a \mid b && (r_6, r_7, r_8, r_9) \end{aligned}$$

先求 LR(0) 项目集规范族。

$$I_0 = E' \to \cdot E, E \to \cdot E + T, E \to \cdot T, T \to \cdot TF, T \to \cdot F, F \to \cdot(E), F \to \cdot F*, F \to \cdot a, F \to \cdot b$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, E) = I_1$，有

$$I_1 = E' \to E\cdot, E \to E \cdot +T$$

存在移进-规约冲突，但 $\mathrm{FOLLOW}(E') = \{\#\} \cap \{+\} = \emptyset$，所以可以用 SLR(1) 分析。再令 $\mathrm{GO}(I_0, T) = I_2$，得到

$$I_2 = E \to T\cdot, T \to T \cdot F, F \to \cdot(E), F \to \cdot F*, F \to \cdot a, F \to \cdot b$$

存在移进-规约冲突，而 $\mathrm{FOLLOW}(E) = \{+\} \cup \{)\} \cup \{\#\} = \{+,), \#\}$。因此 $\mathrm{FOLLOW}(E) \cap \{(, a, b\} = \emptyset$，可以使用 SLR(1) 分析。令 $\mathrm{GO}(I_0, F) = I_3$，得到

$$I_3 = T \to F\cdot, F \to F \cdot *$$

存在移进-规约冲突，而 $\mathrm{FOLLOW}(T) = \mathrm{FIRST}(F) \cup \mathrm{FOLLOW}(E) = \{(, a, b, +, \#\}$，$\mathrm{FOLLOW}(T) \cap \{\#\} = \emptyset$，可以使用 SLR(1) 分析。令 $\mathrm{GO}(I_0, () = I_4$，得到

$$I_4 = F \to (\cdot E), E \to \cdot E + T, E \to \cdot T, T \to \cdot TF, T \to \cdot F, F \to \cdot(E), F \to \cdot F*, F \to \cdot a, F \to \cdot b$$

令 $\mathrm{GO}(I_{0,a},=)I_5$，得到

$$I_5 = F \to a\cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_{0,b},=)I_6$，得到

$$I_6 = F \to b\cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_{1,+},=)I_7$，得到

$$I_7 = E \to E + \cdot T, T \to \cdot TF, T \to \cdot F, F \to \cdot(E), F \to \cdot F*, F \to \cdot a, F \to \cdot b$$

$\mathrm{GO}(I_2, () = I_4$，$\mathrm{GO}(I_2, a) = I_5$，$\mathrm{GO}(I_2, b) = I_6$，$\mathrm{GO}(I_2, F) = I_3$。
令 $\mathrm{GO}(I_3, *) = I_8$，得到

$$F \to F * \cdot$$

$\mathrm{GO}(I_4, T) = I_2$, $\mathrm{GO}(I_4, F) = I_3$, $\mathrm{GO}(I_4, () = I_4$, $\mathrm{GO}(I_4, a) = I_5$, $\mathrm{GO}(I_4, b) = I_6$。令 $\mathrm{GO}(I_4, E) = I_9$，得到

$$I_9 = F \to (E\cdot), E \to E \cdot +T$$

$\mathrm{GO}(I_7, F) = I_3$，$\mathrm{GO}(I_7, () = I_4$，$\mathrm{GO}(I_7, a) = I_5$，$\mathrm{GO}(I_7, b) = I_6$。令 $\mathrm{GO}(I_7, T) = I_{10}$，得到

$$I_{10} = E \to E + T\cdot, T \to T \cdot F, F \to \cdot(E), F \to \cdot F*, F \to \cdot a, F \to \cdot b$$

存在移进-规约冲突，但可以用 SLR(1) 解决。$\mathrm{GO}(I_9, +) = I_7$，令 $\mathrm{GO}(I_9,)) = I_{11}$，得到

$$I_{11} = F \to (E)\cdot$$

$\mathrm{GO}(I_{10}, F) = I_3$，$\mathrm{GO}(I_{10}, () = I_4$，$\mathrm{GO}(I_{10}, a) = I_5$，$\mathrm{GO}(I_{10}, b) = I_6$
综上所述，该文法为 SLR(1) 文法。

(b) $S \to aAd \mid bBd \mid aBe \mid bAe, \quad A \to g, \quad B \to g$
Solution: 先改写文法为

$$\begin{aligned} S' &\to S && (r_1) \\ S &\to aAd \mid bBd \mid aBe \mid bAe && (r_2, r_3, r_4, r_5) \\ A &\to g && (r_6) \\ B &\to g && (r_7) \end{aligned}$$

先求解 LR(0) 项目集规范族。

$$I_0 = S' \to \cdot S, S \to \cdot aAd, S \to \cdot bBd, S \to \cdot aBe, S \to \cdot bAc$$

令 $\mathrm{GO}(I_{0,a},=)I_1$，得到

$$I_1 = S \to a \cdot Ad, S \to a \cdot Be, A \to \cdot g, B \to \cdot g$$

令 $\mathrm{GO}(I_{1,g},=)I_2$，得到

$$I_2 = A \to g\cdot, B \to g\cdot$$

出现规约-规约冲突。而 $\mathrm{FOLLOW}(A) = \{d, e\}$，$\mathrm{FOLLOW}(B) = \{d, e\}$，则 $\mathrm{FOLLOW}(A) \cap \mathrm{FOLLOW}(B) \neq \emptyset$。因此，无法用 SLR(1) 解决冲突，不属于 SLR(1) 文法。
构建 LR(1) 项目集规范族。

$$I_0 = \{\langle S' \to \cdot S, \#\rangle, \langle S \to \cdot aAd, \#\rangle, \langle S \to \cdot bBd, \#\rangle, \langle S \to \cdot aBe, \#\rangle, \langle S \to \cdot bAe, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, S) = I_1$，得到

$$I_1 = \{\langle S' \to S\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, a) = I_2$，得到

$$I_2 = \{\langle S \to a \cdot Ad, \#\rangle, \langle S \to a \cdot Be, \#\rangle, \langle A \to \cdot g, d\rangle, \langle B \to \cdot g, e\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, b) = I_3$，得到

$$I_3 = \{\langle S \to b \cdot Bd, \#\rangle, \langle S \to b \cdot Ae, \#\rangle, \langle A \to \cdot g, e\rangle, \langle B \to \cdot g, d\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, A) = I_4$，得到

$$I_4 = \{\langle S \to aA \cdot d, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, B) = I_5$，得到

$$I_5 = \{\langle S \to aB \cdot e, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, g) = I_6$，得到

$$I_6 = \{\langle A \to g\cdot, d\rangle, \langle B \to g\cdot, e\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_3, A) = I_7$，得到

$$I_7 = \{\langle S \to bA \cdot e, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_3, B) = I_8$，得到

$$I_8 = \{\langle S \to bB \cdot d, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, g) = I_9$，得到

$$I_9 = \{\langle A \to g\cdot, e\rangle, \langle B \to g\cdot, d\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_4, d) = I_{10}$，得到

$$I_{10} = \{\langle S \to aAd\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_5, d) = I_{11}$，得到

$$I_{11} = \{\langle S \to aBe\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_7, d) = I_{12}$，得到

$$I_{12} = \{\langle S \to bAe\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_8, d) = I_{13}$，得到

$$I_{13} = \{\langle S \to bBd\cdot, \#\rangle\}$$

可以看到，不存在冲突，因此为 LR(1) 文法。
I_6、I_9 为同心项目集，合并得到

$$I_{14} = \{\langle A \to g\cdot, d/e\rangle, \langle B \to g\cdot, d/e\rangle\}$$

此时会出现新的规约-规约冲突，因此不是 LALR(1) 文法。

(c) $S \to A \mid xb, \quad A \to aAb \mid B, \quad B \to x$

Solution: 先改写文法为

$$
\begin{aligned}
S' &\to S && (r_1)\\
S &\to A \mid xb && (r_2, r_3)\\
A &\to aAb \mid B && (r_4, r_5)\\
B &\to x && (r_6)
\end{aligned}
$$

求解 LR(0) 项目集规范族:

$$I_0 = S' \to \cdot S, S \to \cdot A, S \to \cdot xb, A \to \cdot aAb, A \to \cdot B, B \to \cdot x$$

由是令 $\mathrm{GO}(I_{I_0}, x) = I_1$，得到

$$I_1 = S \to x \cdot b, B \to x\cdot$$

出现移进-规约冲突，因此文法不属于 LR(0) 文法。由于 $\mathrm{FOLLOW}(B) = \mathrm{FOLLOW}(A) = \{b\} \cup \mathrm{FOLLOW}(S) = \{b, \#\}$，$\mathrm{FOLLOW}(B) \cap \{b\} \neq \emptyset$，因此该文法不属于 SLR(1) 文法。
求解 LR(1) 项目集规范族:

$$I_0 = \{\langle S' \to \cdot S, \#\rangle, \langle S \to \cdot A, \#\rangle, \langle S \to \cdot xb, \#\rangle, \langle A \to \cdot aAb, \#\rangle, \langle A \to \cdot B, \#\rangle, \langle B \to \cdot x, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, S) = I_1$，得到

$$I_1 = \{\langle S' \to S\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, A) = I_2$，得到

$$I_2 = \{\langle S \to A\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, x) = I_3$，得到

$$I_3 = \{\langle S \to x \cdot b, \#\rangle, \langle B \to x\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, a) = I_4$，得到

$$I_4 = \{\langle A \to a \cdot Ab, \#\rangle, \langle A \to \cdot aAb, b\rangle, \langle A \to \cdot B, b\rangle, \langle B \to \cdot x, b\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, B) = I_5$，得到

$$I_5 = \{\langle A \to B\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_3, b) = I_6$，得到

$$I_6 = \{\langle S \to xb\cdot, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_4, A) = I_7$，得到

$$I_7 = \{\langle A \to aA \cdot b, \#\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_4, a) = I_8$，得到

$$I_8 = \{\langle A \to a \cdot Ab, b\rangle, \langle A \to \cdot aAb, b\rangle, \langle A \to \cdot B, b\rangle, \langle B \to \cdot x, b\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_4, B) = I_9$，得到

$$I_9 = \{\langle A \to B\cdot, b\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_4, x) = I_{10}$，得到

$$I_{10} = \{\langle B \to x\cdot, b\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_7, b) = I_{11}$，得到

$$I_{11} = \{\langle A \to aAb\cdot, \#\rangle\}$$

$\mathrm{GO}(I_8, a) = I_8, \mathrm{GO}(I_8, B) = I_9, \mathrm{GO}(I_8, x) = I_{10}$。令 $\mathrm{GO}(I_8, A) = I_{12}$，得到

$$I_{12} = \{\langle A \to aA \cdot b, b\rangle\}$$

令 $\mathrm{GO}(I_{12}, b) = I_{13}$，得到

$$I_{13} = \{\langle A \to aAb\cdot, b\rangle\}$$

可以发现无冲突，所以该文法为 LR(1) 文法。考虑同心项目集，I_4, I_8、I_5, I_9、I_7, I_{12}、I_{11}, I_{13} 为同心项目集，进行合并：

$$I_4' = \{\langle A \to a \cdot Ab, b/\#\rangle, \langle A \to \cdot aAb, b\rangle, \langle A \to \cdot B, b\rangle, \langle B \to \cdot x, b\rangle\}$$

未引入规约-规约冲突；同理，

$$I_5' = \{\langle A \to B\cdot, \#/b\rangle\}, I_7' = \{\langle A \to aA \cdot b, \#/b\rangle\}, I_{11}' = \{\langle A \to aAb\cdot, b/\#\rangle\}$$

均无新的规约-规约冲突。综上所述，该文法为 LALR(1) 文法。

8. 设有以下文法

$$E \to \textbf{while}\ E\ \textbf{do}\ E \mid id := E \mid E + E \mid id$$

(a) 判定该文法有二义性。

Solution: 考虑语句 $id := id + id$，存在如下两种最左推导：

$E \Rightarrow E := E \Rightarrow E := E + E \Rightarrow id := E + E \Rightarrow id := id + E \Rightarrow id := id + id$

$E \Rightarrow E + E \Rightarrow E := E + E \Rightarrow id := E + E \Rightarrow id := id + E \Rightarrow id := id + id$

则存在两种不同的最左推导序列，因此该文法为二义性文法。

(b) 构造识别该文法的关于 LR(0) 项目有效的可归前缀的 DFA。

Solution: 首先改写文法为：

$$\begin{aligned} &E' \to E && (r_1) \\ &E \to wEdE \mid i : E \mid E + E \mid i && (r_2, r_3, r_4, r_5) \end{aligned}$$

求解 LR(0) 项目集规范族如下：

$$I_0 = E' \to \cdot E, E \to \cdot wEdE, E \to \cdot i : E, E \to \cdot E + E, E \to \cdot i$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, E) = I_1$

$$I_1 = E' \to E\cdot$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, w) = I_2$

$$I_2 = E \to w \cdot EdE, E \to E \cdot +E, E \to \cdot wEdE, E \to \cdot i : E, E \to \cdot E + E, E \to \cdot i$$

令 $\mathrm{GO}(I_0, i) = I_3$

$$I_3 = E \to i\cdot : E, E \to i\cdot$$

$\mathrm{GO}(I_2, w) = I_2$，$\mathrm{GO}(I_2, i) = I_3$。令 $\mathrm{GO}(I_2, E) = I_4$

$$I_4 = E \to wE \cdot dE, E \to E \cdot +E$$

令 $\mathrm{GO}(I_2, +) = I_5$

$$I_5 = E \to E + \cdot E, E \to \cdot wEdE, E \to \cdot i : E, E \to \cdot E + E, E \to \cdot i$$

令 $\mathrm{GO}(I_3, :) = I_6$

$$I_6 = E \to i : \cdot E, E \to \cdot wEdE, E \to \cdot i : E, E \to \cdot E + E, E \to \cdot i$$

$\mathrm{GO}(I_4, +) = I_5$。令 $\mathrm{GO}(I_4, d) = I_7$

$$I_7 = E \to wEd \cdot E, E \to \cdot wEdE, E \to \cdot i : E, E \to \cdot E + E, E \to \cdot i$$

$\mathrm{GO}(I_5, w) = I_2, \mathrm{GO}(I_5, i) = I_3$。令 $\mathrm{GO}(I_5, E) = I_8$

$$I_8 = E \to E + E\cdot, E \to E \cdot +E$$

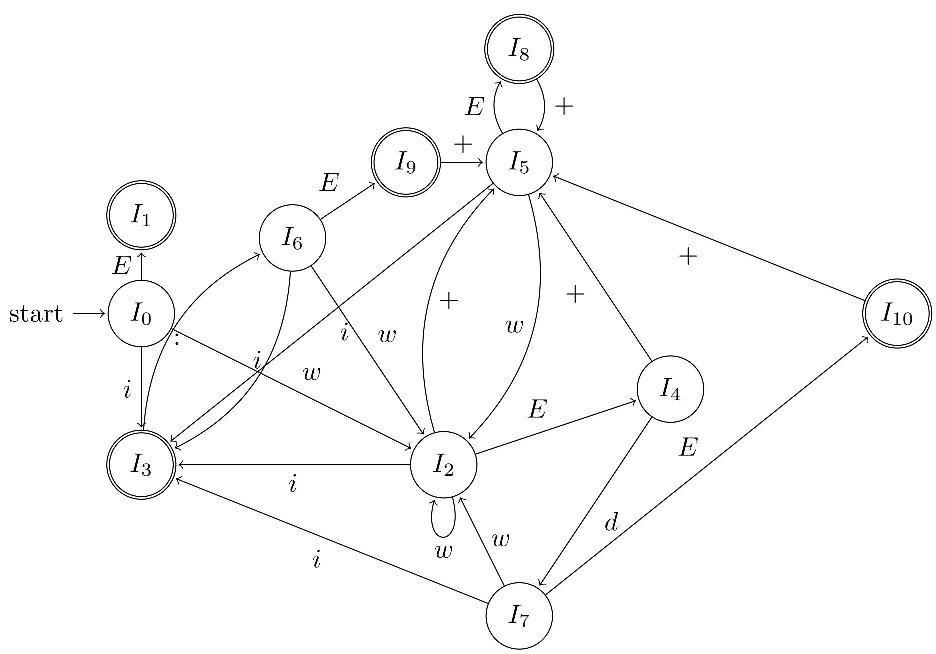
$\mathrm{GO}(I_6, w) = I_2, \mathrm{GO}(I_6, i) = I_3$。令 $\mathrm{GO}(I_6, E) = I_9$

$$I_9 = E \to i : E\cdot, E \to E \cdot +E$$

$\mathrm{GO}(I_7, w) = I_2, \mathrm{GO}(I_7, i) = I_3$。令 $\mathrm{GO}(I_7, E) = I_{10}$

$$I_{10} = E \to wEdE\cdot, E \to E \cdot +E$$

$\mathrm{GO}(I_8, +) = I_5, \mathrm{GO}(I_9, +) = I_5, \mathrm{GO}(I_{10}, +) = I_5$
构建 DFA 如下:



(c) 规定文法中优先级与结合顺序如下：

i. + 优先级优于 while...do

ii. + 优先级优于:=

iii. + 服从左结合

则根据以上规则构造文法的无冲突 SLR(1) 分析表。

Solution: $\text{FOLLOW}(E) = \{d, +, \#\}$

构造如下

状态	action						goto
	w	d	i	:	+	#	E
I_0	I_2		I_3				1
I_1						acc	
I_2	I_2		I_3		I_5		4
I_3		r_5		I_6	r_5	r_5	
I_4		I_7			I_5		
I_5	I_2		I_3				8
I_6	I_2		I_3				9
I_7	I_2		I_3				10
I_8		r_4			r_4	r_4	
I_9		r_3			I_5	r_3	
I_{10}		r_2			I_5	r_2	