

作业1： P33第1题、 P34第6题(5)和第11题

1.文法 $G = (\{A, B, S\}, \{a, b, c\}, P, S)$ ，其中 P 为：

$$S \rightarrow Ac | aB$$

$$A \rightarrow ab$$

$$B \rightarrow bc$$

写出 $L(G[S])$ 的全部元素。

【解】

$$\because S \Rightarrow Ac \Rightarrow abc \text{ 或 } S \Rightarrow aB \Rightarrow abc$$

$$\therefore L(G[S]) = \{abc\}$$

6. 已知文法G:

$\langle \text{表达式} \rangle ::= \langle \text{项} \rangle \mid \langle \text{表达式} \rangle + \langle \text{项} \rangle$

$\langle \text{项} \rangle ::= \langle \text{因子} \rangle \mid \langle \text{项} \rangle * \langle \text{因子} \rangle$

$\langle \text{因子} \rangle ::= (\langle \text{表达式} \rangle) \mid i$

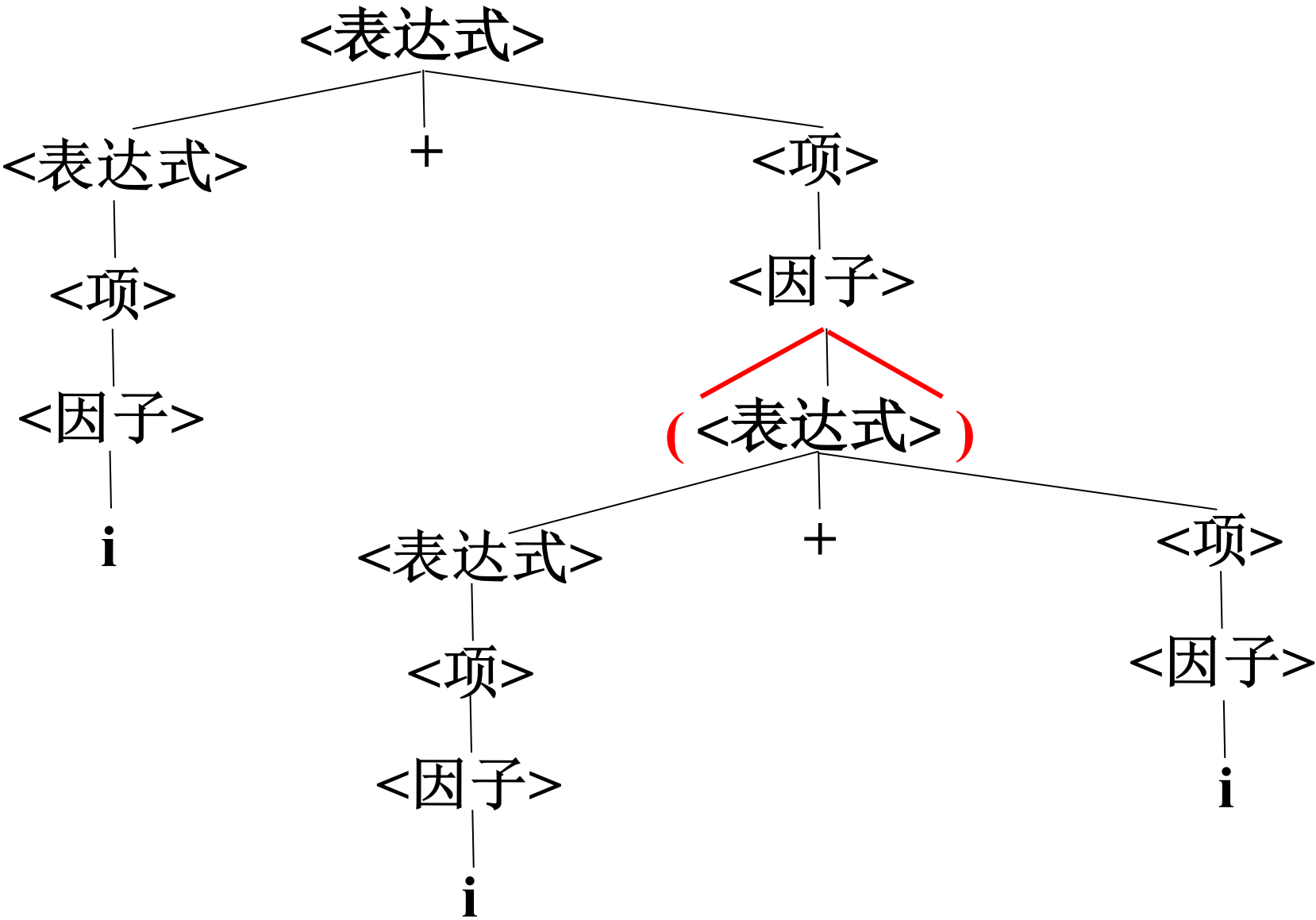
试给出下述表达式的推导及语法树。

(5) $i+(i+i)$

【解】 ① $i+(i+i)$ 的推导如右所示:

$\langle \text{表达式} \rangle$
 $\Rightarrow \langle \text{表达式} \rangle + \langle \text{项} \rangle$
 $\Rightarrow \langle \text{项} \rangle + \langle \text{项} \rangle$
 $\Rightarrow \langle \text{因子} \rangle + \langle \text{项} \rangle$
 $\Rightarrow i + \langle \text{项} \rangle$
 $\Rightarrow i + \langle \text{因子} \rangle$
 $\Rightarrow i + (\langle \text{表达式} \rangle)$
 $\Rightarrow i + (\langle \text{表达式} \rangle + \langle \text{项} \rangle)$
 $\Rightarrow i + (\langle \text{项} \rangle + \langle \text{项} \rangle)$
 $\Rightarrow i + (\langle \text{因子} \rangle + \langle \text{项} \rangle)$
 $\Rightarrow i + (i + \langle \text{项} \rangle)$
 $\Rightarrow i + (i + \langle \text{因子} \rangle)$
 $\Rightarrow i + (i + i)$

② $i+(i+i)$ 的语法树如下所示:



11. 一个上下文无关文法生成句子abbaa的推导树如下：

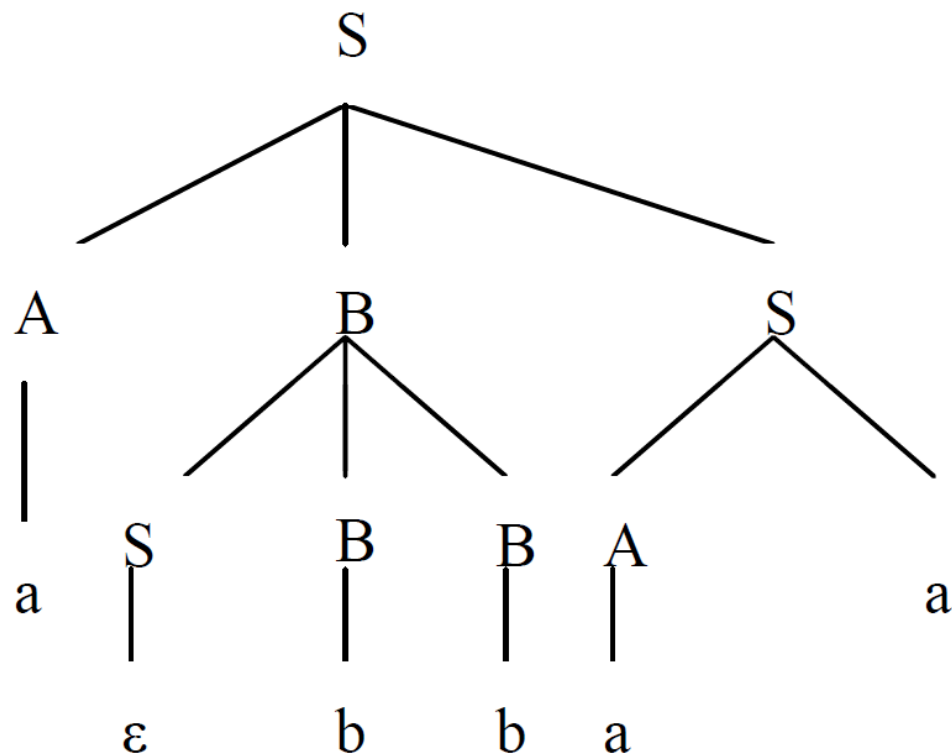
- (1) 给出串abbaa最左推导、最右推导。
- (2) 该文法的产生式集合P可能有哪些元素？
- (3) 找出该句子的所有短语、直接短语和句柄。

(1) 串abbaa的最左推导：

$S \Rightarrow ABS \Rightarrow aBS \Rightarrow aSBBS \Rightarrow aBBS \Rightarrow abBS$
 $\Rightarrow abbS \Rightarrow abbAa \Rightarrow abbaa$

串abbaa的最右推导：

$S \Rightarrow ABS \Rightarrow ABAa \Rightarrow ABaa \Rightarrow ASBBaa$
 $\Rightarrow ASBbaa \Rightarrow ASbbaa \Rightarrow Abbaa \Rightarrow abbaa$

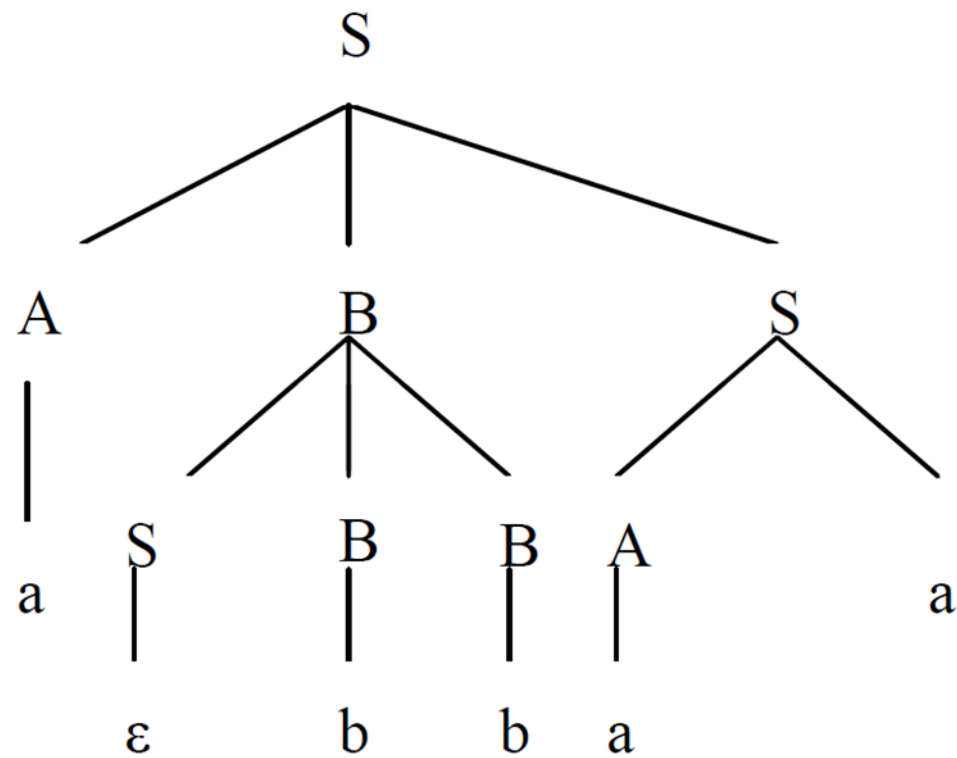


(2) 产生式有: $S \rightarrow ABS|Aa|\varepsilon$

$A \rightarrow a$

$B \rightarrow SBB|b$

可能元素有: ε aa ab abbaa aaabbaa



(3) 该句子的短语有：

a_1 和 a_2 是相对 A 的短语

ϵ 是相对 S 的短语

b_1 和 b_2 是相对 B 的短语

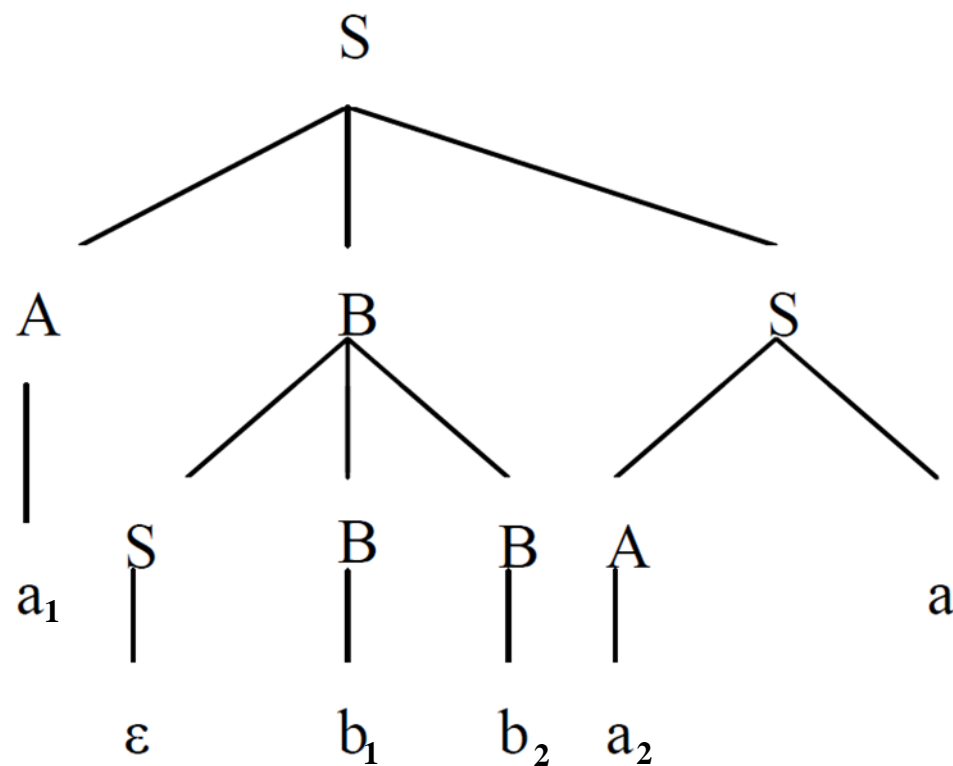
$\epsilon b b$ 是相对 B 的短语

$a a$ 是相对 S 的短语

$a \epsilon b b a a$ 是相对 S 的短语

直接短语有： a_1 、 ϵ 、 b_1 、 b_2 和 a_2

句柄是： a_1



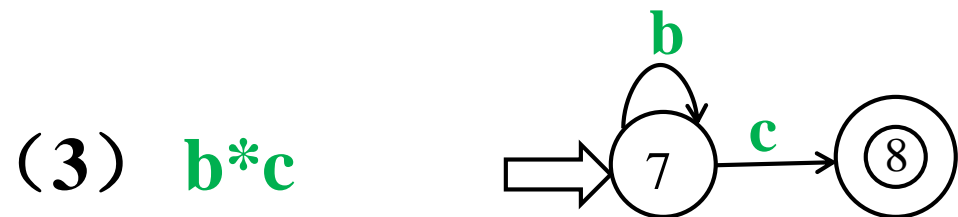
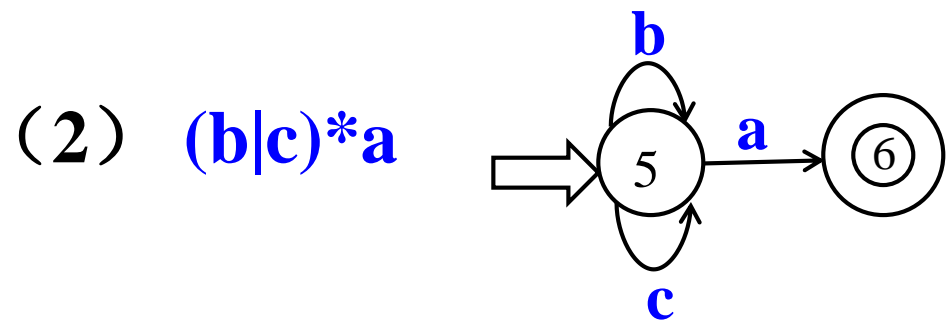
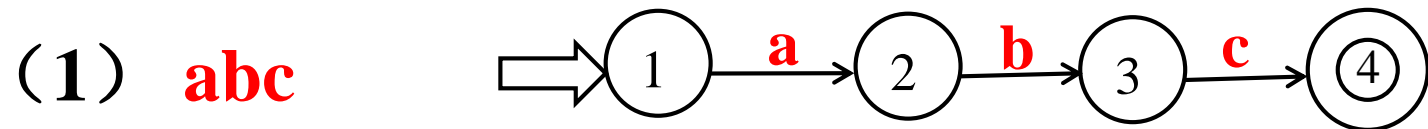
第2次作业

构造下列正规式对应的最小的**DFA**，以状态转换图的形式给出。

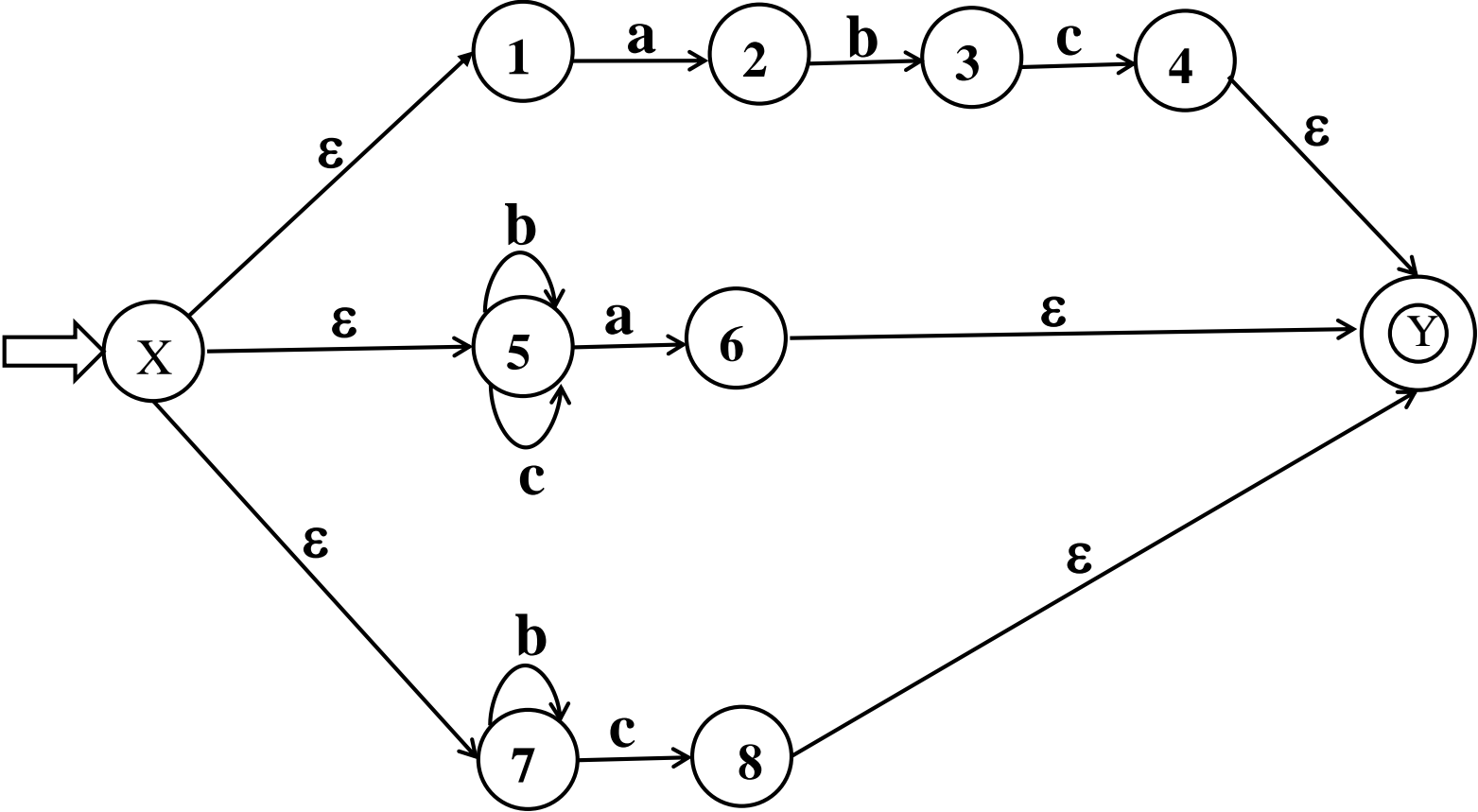
$abc|(b|c)^*a|b^*c$

$abc|(b|c)^*a|b^*c$

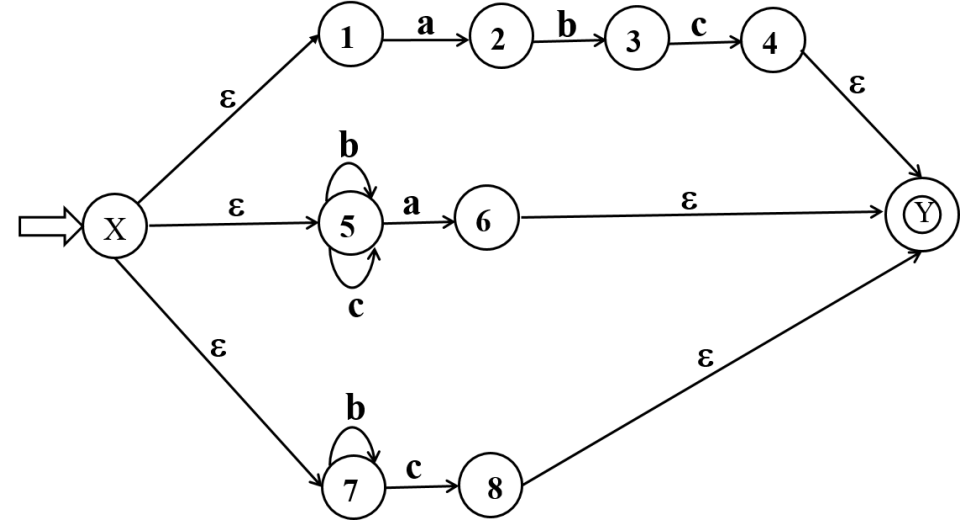
第1步：为三个并列的正规式画状态图（ $RE \rightarrow NFA$ ）



第2步：合成三个NFA，得到新的NFA，初态为X，终态为Y。



第3步：对第2步得到的NFA
进行确定化
(NFA→DFA)



$\epsilon_closure(X)=\{X,1,5,7\}$

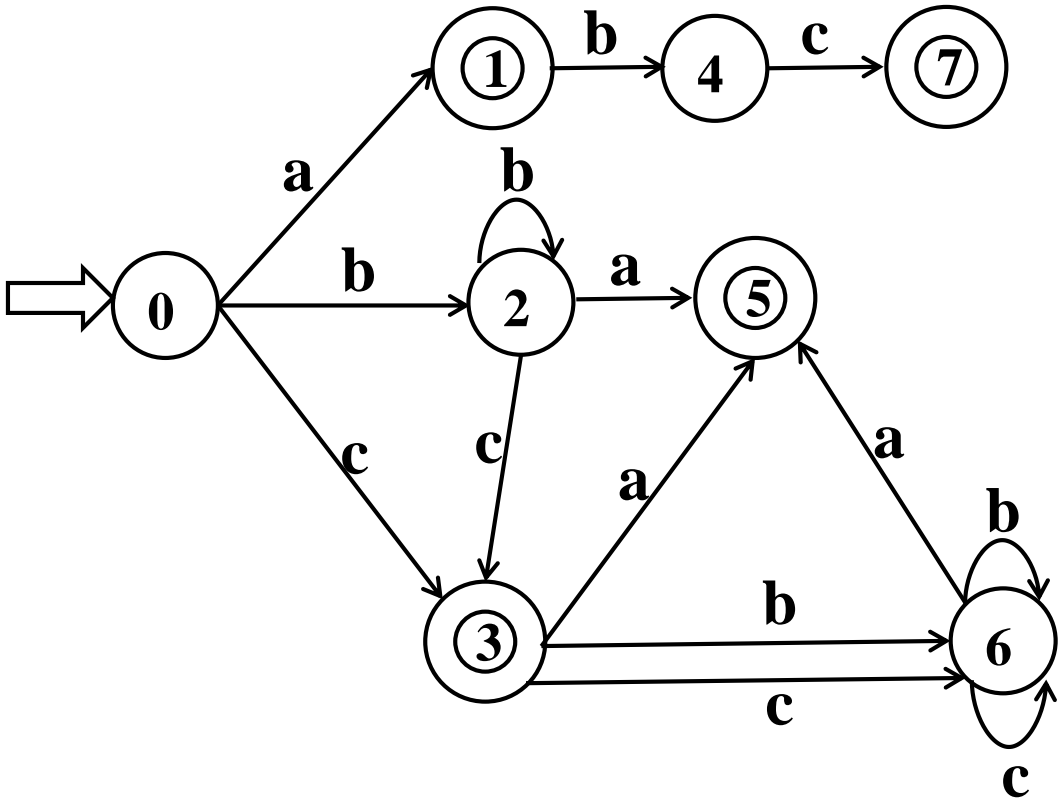
状态1,3,5,7为终态

	I	I _a	I _b	I _c
0	{X,1,5,7}	{2,6,Y}	{5,7}	{5,8,Y}
1	{2,6,Y}	ϕ	{3}	ϕ
2	{5,7}	{6,Y}	{5,7}	{5,8,Y}
3	{5,8,Y}	{6,Y}	{5}	{5}
4	{3}	ϕ	ϕ	{4,Y}
5	{6,Y}	ϕ	ϕ	ϕ
6	{5}	{6,Y}	{5}	{5}
7	{4,Y}	ϕ	ϕ	ϕ

第4步：重新编号，整理如下：

I	I _a	I _b	I _c	
0	1	2	3	0
1	ϕ	4	ϕ	1
2	5	2	3	0
3	5	6	6	1
4	ϕ	ϕ	7	0
5	ϕ	ϕ	ϕ	1
6	5	6	6	0
7	ϕ	ϕ	ϕ	1

第5步：确定化后的DFA如下所示：



第6步：化简DFA。

通过观察，上图中没有多余状态。接下来，我们用最小化方法来简化该DFA M：

step1:根据是否终态在状态集上形成初始划分

$$\Pi_0 = \{\{0, 2, 4, 6\}, \{1, 3, 5, 7\}\}.$$

step2:逐个考察当前等价类

step2.1:考察 $\{0, 2, 4, 6\}$

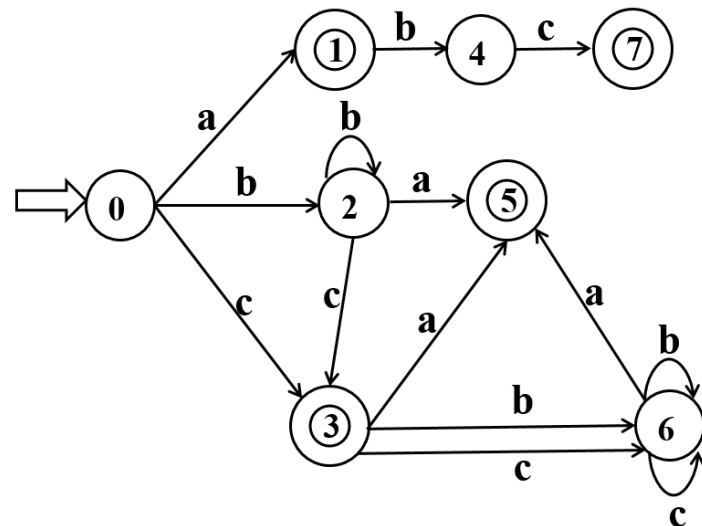
由于 $\{0, 2, 4, 6\}_b = \{2, \emptyset, 6\}$ 不包含于现有的两个等价类，因此要拆分 $\{0, 2, 4, 6\}$ 。

通过分别找状态2、状态6和空状态在这个集合中关于字符b的前驱来拆分 $\{0, 2, 4, 6\}$ 。

状态2的b前驱是 $\{0, 2\}$ 状态4没有b后继 状态6的b前驱是 $\{6\}$

因此，将 $\{0, 2, 4, 6\}$ 拆分成 $\{0, 2\}$ 、 $\{4\}$ 和 $\{6\}$ 。

状态集上的划分更新为 $\Pi_1 = \{\{0, 2\}, \{4\}, \{6\}, \{1, 3, 5, 7\}\}$ 。



step2.2:考察{1,3,5,7}

由于 $\{1,3,5,7\}_a = \{5, \emptyset\}$

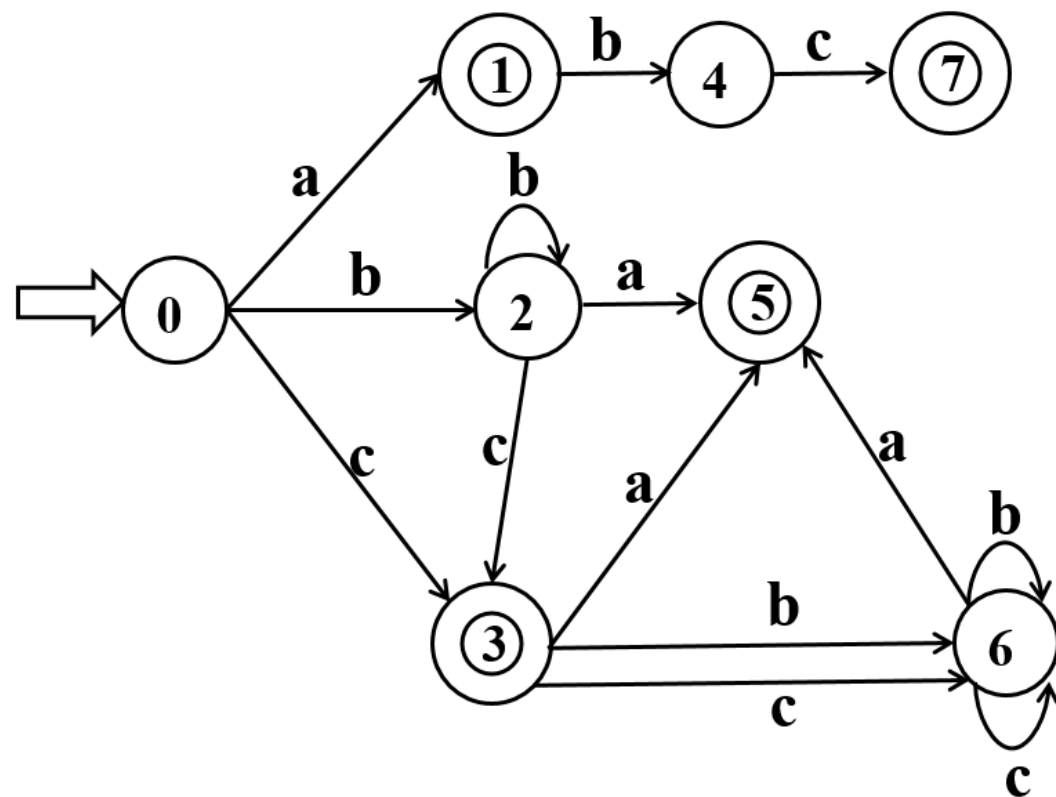
通过分别找状态5和空状态在这个集合中关于字符a的前驱来拆分{1,3,5,7}。

状态5的a前驱是3

状态1,5和7没有a后继

因此，将{1,3,5,7}拆分成{1,5,7}和{3}。

状态集上的划分更新为 $\Pi_2 = \{\{0,2\}, \{4\}, \{6\}, \{3\}, \{1,5,7\}\}$ 。



step2.3:考察{1,5,7}

由于 $\{1,5,7\}_b = \{4, \emptyset\}$

通过分别找状态4和空状态在这个集合中关于字符b的前驱来拆分{1,5,7}。

状态4的b前驱是1

状态5和7没有b后继

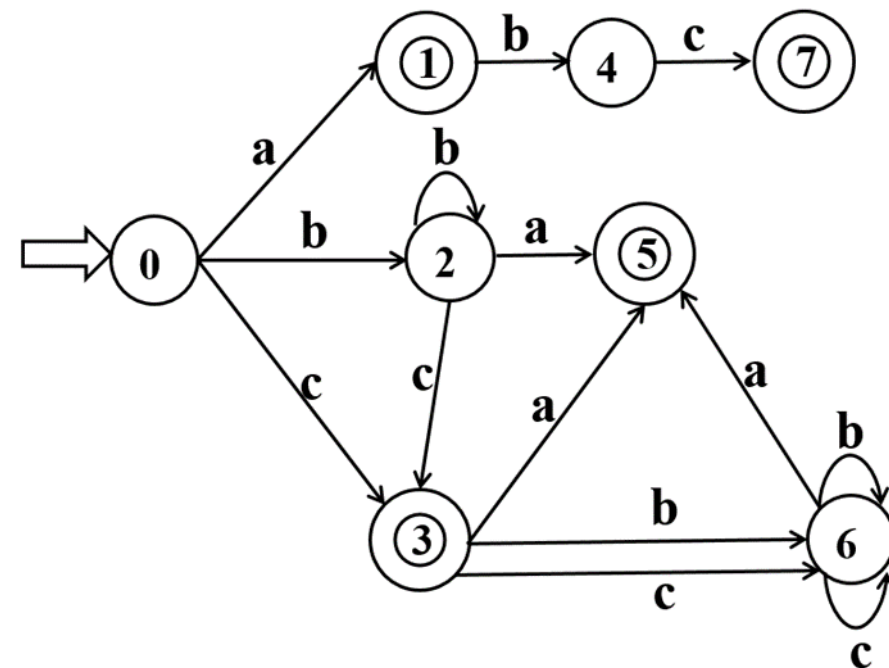
因此，将{1,5,7}拆分成{1}和{5,7}。

状态集上的划分更新为 $\Pi_3 = \{\{0,2\}, \{1\}, \{4\}, \{6\}, \{3\}, \{5,7\}\}$ 。

step2.4:考察{5,7}

由于状态5和状态7均没有a后继和b后继，故不再分割{5,7}。

状态集上的划分不变。

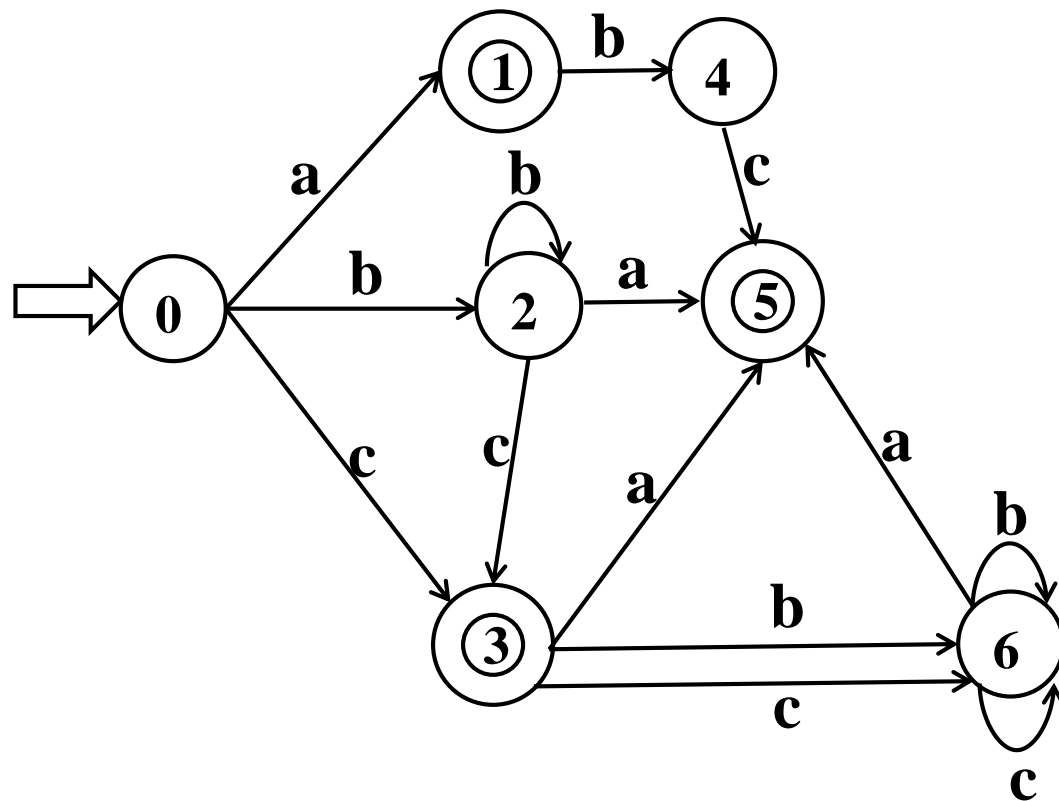


step2.5: 考察{0,2}

由于 $\{0,2\}_a = \{1,5\}$ 不包含于现有的六个等价类，因此要拆分 $\{0,2\}$ 。

状态集上的划分最终为 $\Pi_4 = \{\{0\}, \{1\}, \{2\}, \{3\}, \{4\}, \{6\}, \{5,7\}\}$ 。

用{5}代替{5,7}重新命名后，得到最简DFA如下所示：



第3次作业 P100 第5题

文法G如下：

$\langle \text{程序} \rangle \rightarrow \text{begin} \langle \text{语句表} \rangle \text{end}$

$\langle \text{语句表} \rangle \rightarrow \langle \text{语句} \rangle \mid \langle \text{语句表} \rangle ; \langle \text{语句} \rangle$

$\langle \text{语句} \rangle \rightarrow \langle \text{无条件语句} \rangle \mid \langle \text{条件语句} \rangle$

$\langle \text{无条件语句} \rangle \rightarrow a$

$\langle \text{条件语句} \rangle \rightarrow \langle \text{如果语句} \rangle \mid \langle \text{如果语句} \rangle \text{else} \langle \text{语句} \rangle$

$\langle \text{如果语句} \rangle \rightarrow \langle \text{如果子句} \rangle \langle \text{无条件语句} \rangle$

$\langle \text{如果子句} \rangle \rightarrow \text{if } b \text{ then}$

试将G改写为LL(1)文法，并构造其预测分析表，判断改写后的文法是否为LL(1)文法。

<程序> → begin <语句表> end
<语句表> → <语句> | <语句表>; <语句>
<语句> → <无条件语句> | <条件语句>
<无条件语句> → a
<条件语句> → <如果语句> | <如果语句> else <语句>
<如果语句> → <如果子句> <无条件语句>
<如果子句> → if b then

A → begin B end

B → CB'

B' → ;CB'

B' → ε

C → D | E

D → a

E → FE'

E' → else C

E' → ε

F → H D

H → if b then

解：由题知，可以另

A:程序, B:语句表, C:语句,
D:无条件语句, E:条件语句,
F:如果语句, H:如果子句。

转化可得：

$A \rightarrow \text{begin } B \text{ end}$

$B \rightarrow C \mid B;C$

$C \rightarrow D \mid E$

$D \rightarrow a$

$E \rightarrow F \mid F \text{ else } C$

$F \rightarrow H D$

$H \rightarrow \text{if } b \text{ then}$

消除左递归
和左公共因子



$A \rightarrow \text{begin } B \text{ end}$

$B \rightarrow CB'$

$B' \rightarrow ;CB'$

$B' \rightarrow \epsilon$

$C \rightarrow D \mid E$

$D \rightarrow a$

$E \rightarrow FE'$

$E' \rightarrow \text{else } C$

$E' \rightarrow \epsilon$

$F \rightarrow H D$

$H \rightarrow \text{if } b \text{ then}$

$\langle \text{程序} \rangle \rightarrow \text{begin} \langle \text{语句表} \rangle \text{end}$

$\langle \text{语句表} \rangle \rightarrow \langle \text{语句} \rangle \mid \langle \text{语句表} \rangle ; \langle \text{语句} \rangle$

$\langle \text{语句} \rangle \rightarrow \langle \text{无条件语句} \rangle \mid \langle \text{条件语句} \rangle$

$\langle \text{无条件语句} \rangle \rightarrow a$

$\langle \text{条件语句} \rangle \rightarrow \langle \text{如果语句} \rangle \mid \langle \text{如果语句} \rangle \text{else} \langle \text{语句} \rangle$

$\langle \text{如果语句} \rangle \rightarrow \langle \text{如果子句} \rangle \langle \text{无条件语句} \rangle$

$\langle \text{如果子句} \rangle \rightarrow \text{if } b \text{ then}$

$\text{Select}(A \rightarrow \text{begin } B \text{ end}) = \{\text{begin}\}$
 $\text{Select}(B \rightarrow CB') = \text{First}(C) = \text{First}(D) \cup \text{First}(E)$
 $\quad = \{a\} \cup \text{First}(FE') = \{a\} \cup \text{First}(F)$
 $\quad = \{a\} \cup \text{First}(H) = \{a, \text{if}\}$
 $\text{Select}(B' \rightarrow ; CB') = \{;\}$
 $\text{Select}(B' \rightarrow \varepsilon) = \text{Follow}(B') = \text{Follow}(B) = \{\text{end}\}$
 $\text{Select}(C \rightarrow D) = \text{First}(D) = \{a\}$
 $\text{Select}(C \rightarrow E) = \text{First}(E) = \{\text{if}\}$
 $\text{Select}(D \rightarrow a) = \{a\}$
 $\text{Select}(E \rightarrow FE') = \text{First}(F) = \{\text{if}\}$
 $\text{Select}(E' \rightarrow \text{else } C) = \{\text{else}\}$
 $\text{Select}(E' \rightarrow \varepsilon) = \text{Follow}(E') = \text{Follow}(E) = \text{Follow}(C)$
 $\quad = (\text{First}(B') - \{\varepsilon\}) \cup \text{Follow}(B) = \{;, \text{end}\}$
 $\text{Select}(F \rightarrow HD) = \text{First}(H) = \{\text{if}\}$
 $\text{Select}(H \rightarrow \text{if } b \text{ then}) = \{\text{if}\}$

A \rightarrow begin B end

B \rightarrow **C**B'

B' \rightarrow ; **C**B'

B' $\rightarrow \varepsilon$

C \rightarrow **D** | **E**

D \rightarrow a

E \rightarrow **F**E'

E' \rightarrow else **C**

E' $\rightarrow \varepsilon$

F \rightarrow **H** **D**

H \rightarrow if b then

由于 $\text{SELECT}(B' \rightarrow ;CB') \cap \text{SELECT}(B' \rightarrow \varepsilon) = \Phi$

$\text{SELECT}(C \rightarrow D) \cap \text{SELECT}(C \rightarrow E) = \Phi$

$\text{SELECT}(E' \rightarrow \text{else } C) \cap \text{SELECT}(E' \rightarrow \varepsilon) = \Phi$

有相同左部的产生式的Select集交集为空，故该文法是LL(1)文法。

作业4

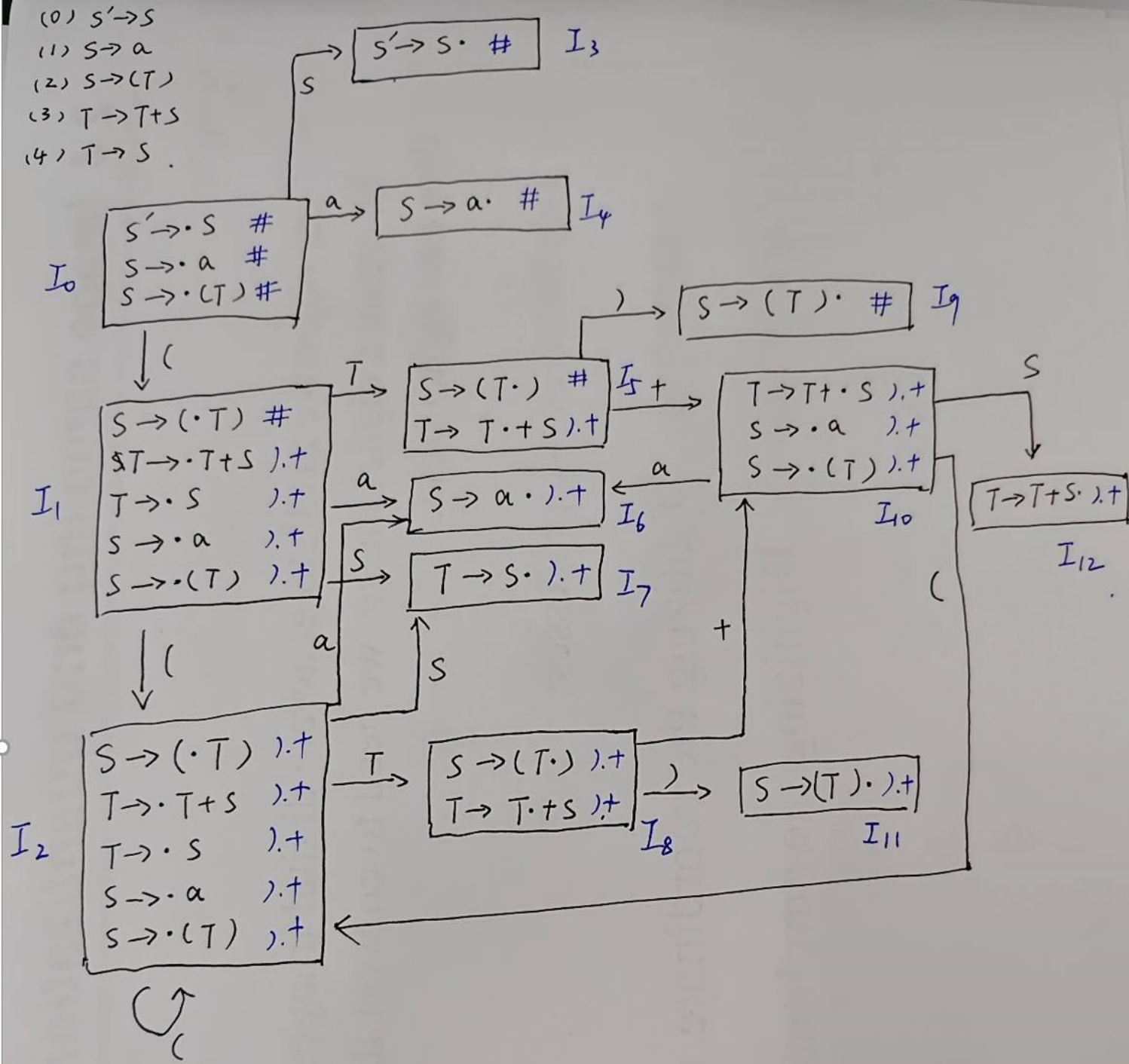
已知文法：

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

$$T \rightarrow T+S|S$$

- (1) 构造LR(1)分析表；
- (2) 给出(a+a分析过程。

- (0) $S' \rightarrow S$
- (1) $S \rightarrow a$
- (2) $S \rightarrow (T)$
- (3) $T \rightarrow T+S$
- (4) $T \rightarrow S$



(1) 识别活前缀的DFA如左图所示

LR(1)分析表
如右所示:

	Action					Goto	
	a	()	+	#	S	T
0	S ₄	S ₁				3	
1	S ₆	S ₂				7	5
2	S ₆	S ₂				7	8
3					acc		
4					r ₁		
5			S ₉	S ₁₀			
6.			r ₁	r ₁			
7.			r ₄	r ₄			
8.			S ₁₁	S ₁₀			
9					r ₂		
10	S ₆	S ₂				12	
11			r ₂	r ₂			
12			r ₃	r ₃			

(2) (a+a分析过程如下所示:

步骤	状态栈	符号栈	输入串	ACTION	GOTO
1	0	#	(a+a#	S ₁	
2	01	#(a+a#	S ₆	
3	016	#(a	+a#	r ₁	7
4	017	#(S	+a#	r ₁	5
5	015	#(T	+a#	S ₁₀	
6	015(10)	#(T+	a#	S ₆	
7	015(10)6	#(T+a	#	报错	

Action						Goto	
	a	()	+	#	S	T
0	S ₄	S ₁				3	
1	S ₆	S ₂				7	5
2	S ₆	S ₂				7	8
3					acc		
4					r ₁		
5		S ₉	S ₁₀				
6.		r ₁	r ₁				
7.		r ₄	r ₄				
8.		S ₁₁	S ₁₀				
9					r ₂		
10	S ₆	S ₂				12	
11		r ₂	r ₂				
12		r ₃	r ₃				

作业5

- (1) $I := 1$
- (2) if $I > 10$ goto (15)
- (3) $T1 := 2 * J$
- (4) $T2 := 10 * I$
- (5) $T3 := T2 + T1$
- (6) $T4 := \text{add}(A) - 11$
- (7) $T5 := 2 * J$
- (8) $T8 := \text{add}(A) - 11$
- (9) $T6 := 10 * I$
- (10) $T7 := T6 + T5$
- (11) $T9 := T8[T7]$
- (12) $T4[T3] := T9 + 1$
- (13) $I := I + 1$
- (14) goto (2)
- (15) halt

1.划分基本块

2.给出数据流图

3.写出必经节点集合，找出回边，找出循环

B1	(1) I := 1
B2	(2) if I > 10 goto (15)
	(3) T1 := 2 * J
	(4) T2 := 10 * I
	(5) T3 := T2 + T1
	(6) T4 := add(A) - 11
	(7) T5 := 2 * J
B3	(8) T8 := add(A) - 11
	(9) T6 := 10 * I
	(10) T7 := T6 + T5
	(11) T9 := T8[T7]
	(12) T4[T3] := T9 + 1
	(13) I := I + 1
	(14) goto (2)
B4	(15) halt

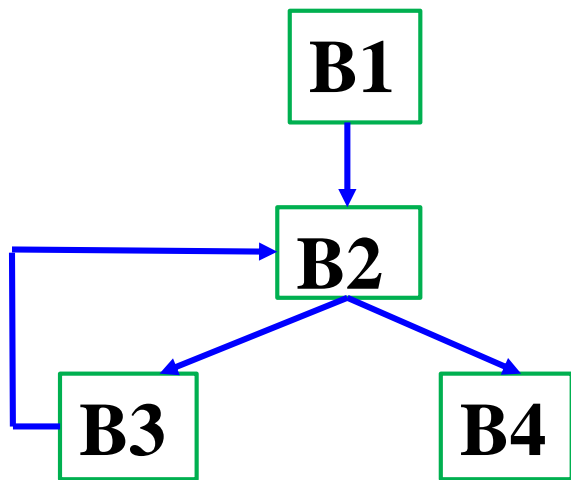
程序的第1条语句+下一个入口语句的前导语句

跳转的目标语句+跳转语句

条件跳转的下一条语句

跳转语句

跳转的目标语句+程序最后一条语句



各结点的支配结点集如下：

$$D(B1)=\{B1\}$$

$$D(B2)=\{B1,B2\}$$

$$D(B3)=\{B1,B2,B3\}$$

$$D(B4)=\{B1,B2,B4\}$$

有向边集合为：

$$\{(B1 \rightarrow B2), (B2 \rightarrow B3), (B2 \rightarrow B4), (B3 \rightarrow B2)\}$$

因为B2支配B3，所以(B3→B2)是回边

对应的循环是{B2,B3}，B2是该循环唯一的入口结点。

作业6

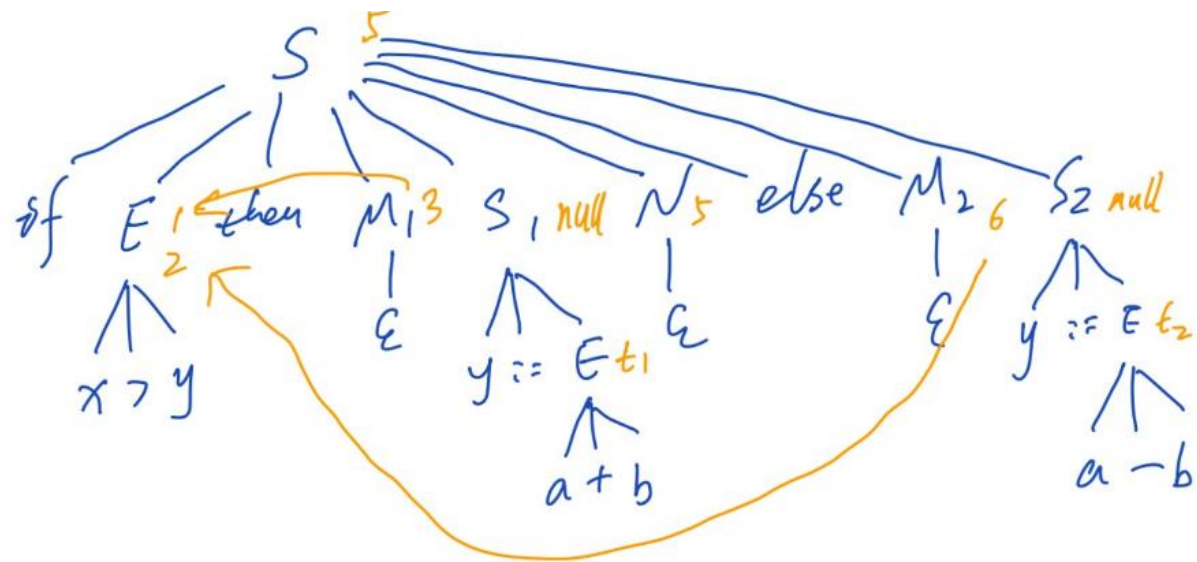
利用**拉链-回填**的方式翻译下面语句（从1开始编号）：

if $x > y$ then

$y := a + b$

else

$y := a - b$



从1开始编号。

(1) if $x > y$ goto (3)

(2) goto (6)

(3) $t_1 := a + b$

(4) $y := t_1$

(5) goto —

(6) $t_2 := a - b$

(7) $y := t_2$