

1. (1) $\{w \in (0|1)^* \mid w \text{ 含有 } 11 \text{ 子串}\}$

I. $(0|1)^* 11 (0|1)^*$

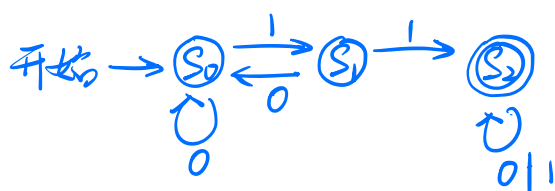
先画出 NFA 再化简为 DFA.

II. 考虑状态机. 分为状态:

S_0 : 最后一个字符是 0

S_1 : 最后一个字符是 1, 且倒数第二个字符是 0

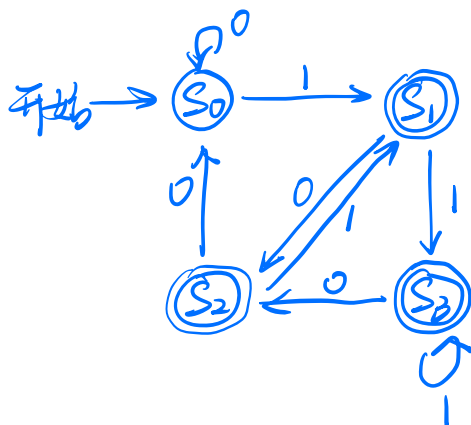
S_2 : 最后一个字符是 1, 且倒数第二个字符是 1 (终结状态)



(2) $\{w \in (0|1)^+ \mid w \text{ 不能被 } 4 \text{ 整除}\}$

模仿作业二第 2 题, 设状态 S_i 模 4 余 i 终结状态: S_1, S_2, S_3

	0	1
S_0	S_0	S_1
S_1	S_2	S_3
S_2	S_0	S_1
S_3	S_2	S_3



2. $S \rightarrow Aa \mid bAc \mid Bc \mid bBa$

$A \Rightarrow d$

$B \Rightarrow d$

G_1 是 LR(1), 不是 LALR(1), 不是 SLR(1)

移进-归约冲突, 归约-归约冲突

① 计算 FIRST 和 FOLLOW

$$\text{FIRST}(\alpha) = \{a \mid \alpha \Rightarrow^* a \dots, a \in V_T\}$$

可从 α 推导得到的串的首符号的集合。

$$\text{FOLLOW}(A) = \{a \mid S \Rightarrow^* \dots Aa \dots, a \in V_T\}$$

可能在推导过程中紧跟在 A 右边的终结符号的集合。

• 计算 $\text{FIRST}(X)$, $X \in V_T \cup V_N$ V_T : 终结符 V_N : 非终结符

- $X \in V_T$, $\text{FIRST}(X) = \{X\}$
- $X \in V_N$ 且 $X \rightarrow \epsilon$
则将 ϵ 加入到 $\text{FIRST}(X)$
- $X \in V_N$ 且 $X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$
 - 如果 $a \in \text{FIRST}(Y_i)$ 且 ϵ 在 $\text{FIRST}(Y_1), \dots, \text{FIRST}(Y_{i-1})$ 中, 则将 a 加入到 $\text{FIRST}(X)$
 - 如果 ϵ 在 $\text{FIRST}(Y_1), \dots, \text{FIRST}(Y_k)$ 中, 则将 ϵ 加入到 $\text{FIRST}(X)$

FIRST 集合只包括终结符和 ϵ

• 计算 $\text{FOLLOW}(A)$, $A \in V_N$

- $\$$ 加入到 $\text{FOLLOW}(A)$, 当 A 是开始符号, $\$$ 是输入串的结束符号
- 如果 $A \rightarrow \alpha B \beta$, 则 $\text{FIRST}(\beta) - \{\epsilon\}$ 加入到 $\text{FOLLOW}(B)$
- 如果 $A \rightarrow \alpha B$ 或 $A \rightarrow \alpha B \beta$ 且 $\epsilon \in \text{FIRST}(\beta)$, 则 $\text{FOLLOW}(A)$ 加入到 $\text{FOLLOW}(B)$

$$\text{FIRST}(S) = \{b, d\}$$

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

$$\text{FIRST}(A) = \{d\}$$

$$\text{FOLLOW}(A) = \{a, c\}$$

$$\text{FIRST}(B) = \{d\}$$

$$\text{FOLLOW}(B) = \{a, c\}$$

② 分析表

从 DFA 构造 SLR 分析表

• 状态 i 从 I_i 构造, 它的 *action* 函数如下确定:

- 如果 $[A \rightarrow \alpha a \beta]$ 在 I_i 中, 并且 $\text{goto}(I_i, a) = I_j$, 那么置 $\text{action}[i, a]$ 为 s_j
- 如果 $[A \rightarrow \alpha]$ 在 I_i 中, 那么对 $\text{FOLLOW}(A)$ 中的所有 a , 置 $\text{action}[i, a]$ 为 r_j , j 是产生式 $A \rightarrow \alpha$ 的编号
- 如果 $[S' \rightarrow S \cdot]$ 在 I_i 中, 那么置 $\text{action}[i, \$]$ 为接受 acc
- 上面的 a 是终结符

• 如果出现动作冲突, 那么该文法就不是 SLR(1) 文法

		SLR	LR(1)
初始状态		$[S' \rightarrow \cdot S]$	$[S' \rightarrow \cdot S, \$]$
项目集		LR(0) CLOSURE(I)	LR(1), CLOSURE(I) 搜索符考虑 FIRST (βa)
动作	移进	$[A \rightarrow \alpha a \beta] \in I_i$ $GOTO(I_i, a) = I_j$ $ACTION[i, a] = sj$	$[A \rightarrow \alpha a \beta, b] \in I_i$ $GOTO(I_i, a) = I_j$ $ACTION[i, a] = sj$
	归约	$[A \rightarrow \alpha] \in I_i, A \neq S'$ $a \in FOLLOW(A)$ $ACTION[i, a] = rj$	$[A \rightarrow \alpha, a] \in I_i$ $A \neq S'$ $ACTION[i, a] = rj$
	接受	$[S' \rightarrow S \cdot] \in I_i$ $ACTION[i, \$] = acc$	$[S' \rightarrow S \cdot, \$] \in I_i$ $ACTION[i, \$] = acc$
	出错	空白条目	空白条目
GOTO		$GOTO(I_i, A) = I_j$ $GOTO[i, A] = j$	$GOTO(I_i, A) = I_j$ $GOTO[i, A] = j$
状态量		少(几百)	多(几千)

	LR(1)方法	LL(1)方法
建立分析树	自底而上	自顶而下
归约or推导	规范归约	最左推导
决定使用产生式的时机	看见产生式整个右部推出的串后(句柄)	看见产生式推出的第一个终结符后
对文法的限制	无	无左递归、无公共左因子
分析表	状态×文法符号, 大	非终结符×终结符, 小
分析栈	状态栈, 信息更多	文法符号栈
确定句柄	根据栈顶状态和下一个符号便可以确定句柄和归约所用产生式	无句柄概念
语法错误	决不会将出错点后的符号移入分析栈	和LR一样, 决不会读过出错点而不报错

LA LR(1): 先画 LR(1) 分析表, 合并同心集后判断
有无冲突.

状态	LR(1)项目	后继符号	后继状态
I0	[S'→·S,\$]	S	I1
	[S→·Aa,\$]	A	I2
	[S→·bAc,\$]	b	I3
	[S→·Bc,\$]	B	I4
	[S→·bBa,\$]	b	I3
	[A→·d,a]	d	I5
	[B→·d,c]	d	I5
I1	[S'→S·,\$]	\$	
I2	[S→A·a,\$]	a	I6
I3	[S→b·Ac,\$]	A	I7
	[A→·d,c]	d	I8
	[S→b·Ba,\$]	B	I9
	[B→·d,a]	d	I8
I4	[S→B·c,\$]	c	I10
I5	[A→d·,a]	\$	
	[B→d·,c]	\$	
I6	[S→Aa·,\$]	\$	
I7	[S→bA·c,\$]	c	I11
I8	[A→d·,c]	\$	
	[B→d·,a]	\$	
I9	[S→bB·a,\$]	a	I12
I10	[S→Bc·,\$]	\$	
I11	[S→bAc·,\$]	\$	
I12	[S→bBa·,\$]	\$	

LR(1)分析表如下：

状态	Action					Goto		
	a	b	c	d	\$	S	A	B
0		s3		s5		1	2	4
1					acc			
2	s6							
3				s8			7	9
4			s10					
5	r5		r6					
6					r1			
7			s11					
8	r6		r5					
9	s12							
10					r3			
11					r2			
12					r4			

分析表中未出现冲突，因此是LR(1)文法。
注意到I5和I8是同心集，合并后得到I58：

状态	项目	后继符号	后继状态
I58	[A→d·,a/c]	\$	
	[B→d·,a/c]	\$	

显然I58在计算分析集的过程中，会出现归约归约冲突。因此该文法不是LALR(1)文法。