

定理 2.22 一个语言 L 为某个 ε -NFA 接受, 当且仅当为某个 DFA 接受。

证明: (当且) 证明是基于对 DFA $D = (Q, \Sigma, u_D, q_0, F)$ 构造等价的 ε -NFA $E = (Q, \Sigma, u_E, q_0, F)$, 这是容易做到的因为只需要定义 u_E 。

对于 $q \in Q_D, a \in \Sigma$, 若有 $u_D(q, a) = p$, 则令 $u_E(q, a) = \{p\}$ 。

对于 $q \in Q_D$, 令 $u_E(q, \varepsilon) = \varnothing$ 。

(仅当) 证明是基于对 ε -NFA $E = (Q_E, \Sigma, u_E, q_E, F_E)$ 采用子集法构造等价的 DFA $D = (Q_D, \Sigma, u_D, q_D, F_D)$ 。E 和 D 的等价性也就是 $\tilde{u}_E(q_E, w) = \delta_D(q_D, w), w \in \Sigma^*$ 。采用归纳法,

基础: 对于 $|w|=0$, 即 $w=\varepsilon$, 根据子集构造法和 D 的初始状态的定义有, $q_D = \omega(q_E)$, 而根据扩展转移函数和 ε -闭包的定义有, $\tilde{u}_E(q_E, \varepsilon) = \omega(q_E)$ 。因此,

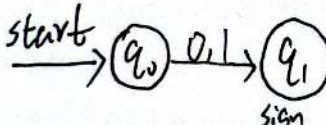
$$\tilde{u}_D(q_D, \varepsilon) = q_D = \omega(q_E) = \tilde{u}_E(q_E, \varepsilon)$$

归纳: 假设该命题对于 $x \in \Sigma^*$ 成立, 即有, $\tilde{u}_E(q_E, x) = \tilde{u}_D(q_D, x) = S$, 那么当 $w=xa$ 时, 令 $\tilde{u}_E(q_E, x) = \tilde{u}_D(q_D, x) = S$, 根据扩展转移函数定义, $\tilde{u}_E(q_E, w) = \tilde{u}_E(q_E, xa) = \omega(\cup_{p \in S} u_E(p, a))$ 。

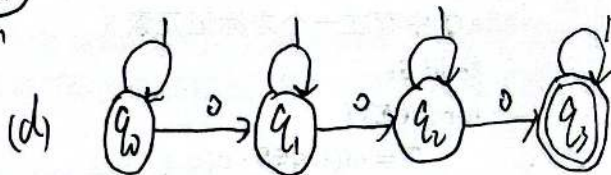
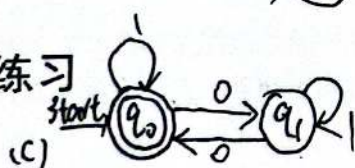
然而, 根据子集构造法, 采用 Q_E 子集作为 DFA 的状态, 有 DFA 从状态 S 经标记为 a 的弧到达状态 $\omega(\cup_{p \in S} u_E(p, a))$, 即 $u_D(S, a) = \omega(\cup_{p \in S} u_E(p, a))$ 。因此,

$$\tilde{u}_D(q_D, w) = \tilde{u}_D(q_D, xa) = u_D(\tilde{u}_D(q_D, x), a)$$

$$= u_D(\tilde{u}_E(q_E, x), a) = u_D(S, a) = \omega(\cup_{p \in S} u_E(p, a)) = \tilde{u}_E(q_E, xa) = \tilde{u}_E(q_E, w)。$$

证明完毕。2.1: (a) 

2.5 练习



习题 2.1 写出字母表 $\{0, 1\}$ 上的语言的 DFA

- 有符号的二进制整数, 不含前 0。
- 无符号二进制定点数, 不含后 0。
- 带有偶数个 0 作子串的串的集合。
- 串中 0 的个数是 3 个的串的集合。

习题 2.2 设 A 是一个 DFA, q 是 A 的一个特定状态, 使得对于所有输入符号 a , $u(q, a) = q$ 。通过对输入串长度进行归纳, 证明: 对所有输入 w , $\tilde{u}(q, w) = q$ 。

习题 2.3 设 A 是一个 DFA, a 是 A 的这样一个输入符号, 使得对于 A 的所有状态 q , 有 $u(q, a) = q$ 。(a) 当 $n=0$ 时, $\tilde{u}(q, a^n) = \tilde{u}(q, \varepsilon) = q$ 成立。设 $\tilde{u}(q, a^k) = q$ ($k \geq 1$), 则: $\tilde{u}(q, a^{k+1})$

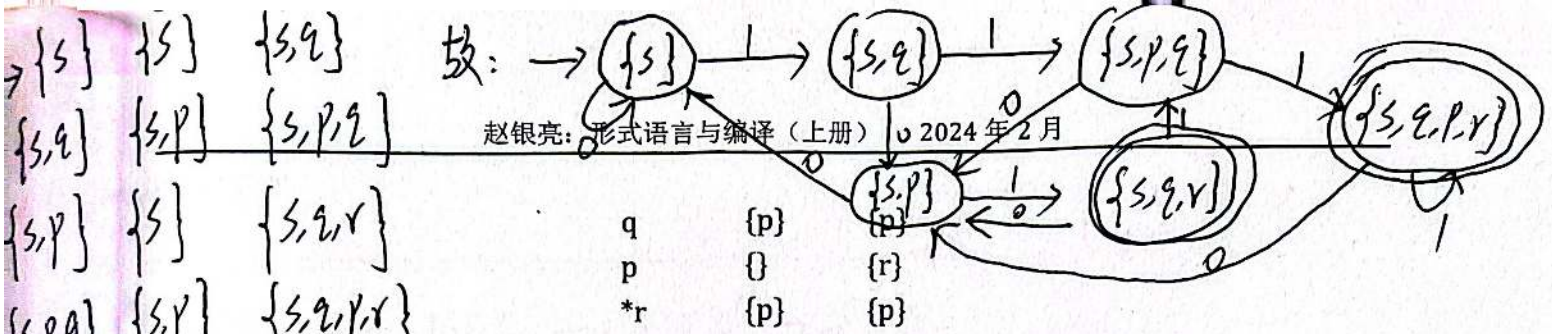
(a) 通过对 n 进行归纳, 证明: 对所有 $n \geq 0$, $\tilde{u}(q, a^n) = q$, 其中 a^n 是由 n 个 a 组成的串。(b) 对于初始状态 q_0 和 A 的接收状态集 F , 必有 $q_0 \in F$ 或 $q_0 \notin F$

(b) 证明: 要么 $\{a\}^* \subseteq L(A)$, 要么 $\{a\}^* \cap L(A) = \varnothing$ 。若 $q_0 \in F$, $\forall w \in a^*$, 有 $\tilde{u}(q_0, w) = q_0 \in F \subseteq L(A)$, 若 $q_0 \notin F$, 同理 $\forall w \in a^*, \tilde{u}(q_0, w) = q_0 \notin F \subseteq L(A)$ 。

习题 2.4 考虑 DFA $\{(A, B), (0, 1), \{(A, 0, A), (A, 1, B), (B, 0, B), (B, 1, A)\}, A, \{B\}\}$, 描述这个 DFA 的语言, 通过对输入串的长度进行归纳, 证明描述是正确的。

习题 2.5 将下列 NFA 转换为 DFA:

	0	1
$\rightarrow s$	$\{s\}$	$\{s, q\}$



习题 2.6 考虑下列 ϵ -NFA:

	a	b	c	ϵ
$\rightarrow q$	{}	{q}	{p}	{r}
p	{q}	{p}	{r}	{}
*r	{p}	{r}	{}	{q}

(a) ~~计算每个状态的 ϵ -闭包~~

$$\begin{aligned} \epsilon\text{-closure}(q) &= \{q, r\} \\ \epsilon\text{-closure}(p) &= \{p\} \\ \epsilon\text{-closure}(r) &= \{q, r\} \end{aligned}$$

由 (a) 知:
 $A = \{q, r\}$
 $B = \{p\}$

- (a) 计算每个状态的 ϵ -闭包。
 (b) 给出这个自动机所接受的长度不大于 3 的串。
 (c) 把这个自动机转换为 DFA。

(b) $|w|=0: \epsilon; |w|=1: b$
 $|w|=2: cc, ca, bb, aa, ba, ab$
 $|w|=3: aaa, bbb, bcc, bca, \dots$

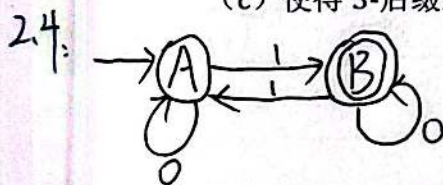
习题 2.7 已知 NFA 如转移表所示:

	a	b	c	ϵ
$\rightarrow A$	$\epsilon\text{-closure}(p) = \{p\} = B$	$\epsilon\text{-closure}(q, r) = A$	$\epsilon\text{-closure}(p, r) = \{q, r\} = B$	
$A \xrightarrow{a} B$				
$A \xrightarrow{b} A$				
$A \xrightarrow{c} B$				
$B \xrightarrow{a} A$				
$B \xrightarrow{b} B$				
$B \xrightarrow{c} A$				

- (a) 计算状态 5 的 ϵ -闭包。
 (b) 用自然语言描述这个自动机所识别的语言。
 (c) 把这个自动机转换为 DFA。

习题 2.8 为下列语言设计 ϵ -NFA, 并转换为最小 DFA。

- (a) 由 0 到多个 a, 后面跟 0 到多个 b, 再后面跟 0 到多个 c 的串的集合。
 (b) 包含着 10 重复一次到多次或 101 重复一次到多次的串的集合。
 (c) 使得 3-后缀至少含有一个 1 的 0-1 串。



0 串, 但含有偶数个 1

$$\tilde{v}(A, w_0) = v(A, 0) = A$$

$$\tilde{v}(A, w_1) = v(A, 1) = B \checkmark$$

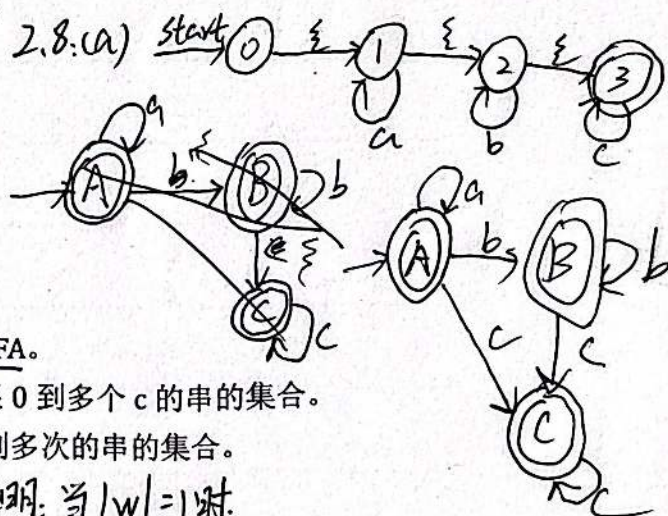
$$\text{若 } \tilde{v}(A, w) = B, \text{ 则: } \begin{cases} \tilde{v}(A, w_0) = v(B, 0) = B \checkmark \\ \tilde{v}(A, w_1) = v(B, 1) = A \end{cases}$$

B 为唯一接受态, 仅有输入偶数个 1 时, $v(A, w) = A$, 且再续 1 后到 B。

而当输入奇数个 1 时, $v(A, w) = B$, 且输入 0 不影响

综上: ...

证明: 当 $|w|=1$ 时:
 $w=\{0\} \quad \tilde{v}(A, w) = A$
 $w=\{1\} \quad \tilde{v}(A, w) = B \checkmark$



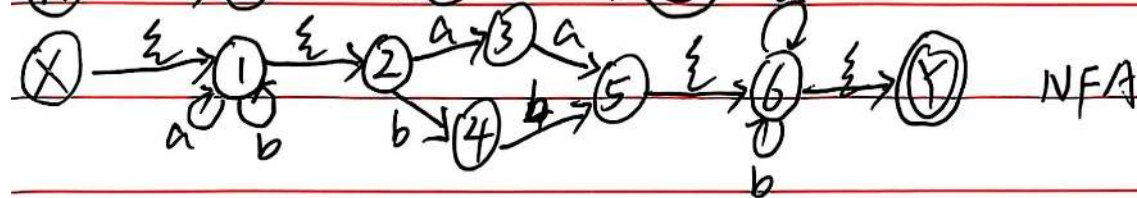
$$ca|b|^+ = (ca|b|)(ca|b|)^*$$

正则表达式 $\rightarrow$ NFA $\rightarrow$ DFA $\rightarrow$ 最小化

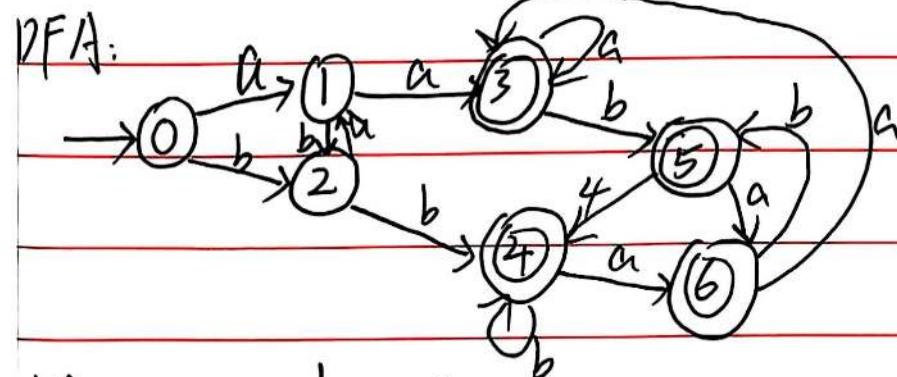
for RE: $ca|b|^*(ca|bb|)(a|b)^*$

1. $(X) \xrightarrow{RE} (Y)$

$(X) \xrightarrow{ca|b|^*} (1) \xrightarrow{ca|bb|} (2) \xrightarrow{ca|b|^*} (Y)$



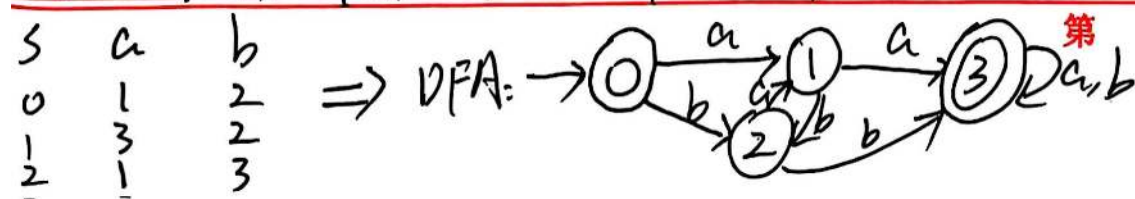
子集法	a	b	S	a	b
0	{X, 1, 2}	{1, 2, 3}	0	1	2
1	{1, 2, 3}	{1, 2, 3, 5, 6, Y}	1	3	2
2	{1, 2, 4}	{1, 2, 3}	2	4	4
3	{1, 2, 3, 5, 6, Y}	{1, 2, 3, 5, 6, Y}	3	3	5
4	{1, 2, 4, 5, 6, Y}	{1, 2, 3, 6, Y}	4	6	4
5	{1, 2, 4, 6, Y}	{1, 2, 3, 6, Y}	5	6	4
6	{1, 2, 3, 6, Y}	{1, 2, 3, 5, 6, Y}	6	3	5



划分: 0, 1, 2 | 3, 4, 5, 6

{0, 2} | {1}, b: {0}, {1}, {2}, a: {3, 4, 5, 6}, b: {3, 4, 5, 6}

全 0: {0}, 1: {1}, 2: {2}, 3: {3, 4, 5, 6}

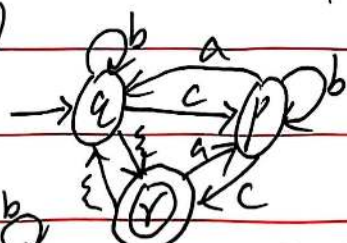


3.1: (a) $ac(b+ac)^*$ (b) $(00)^*(11)^*$

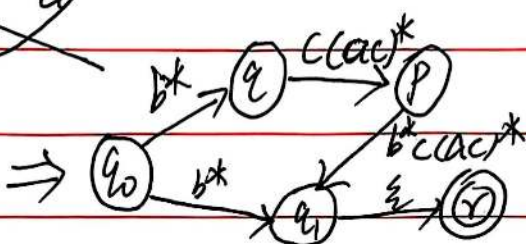
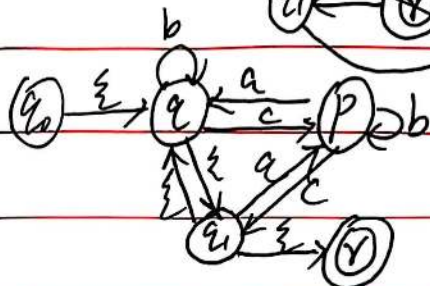
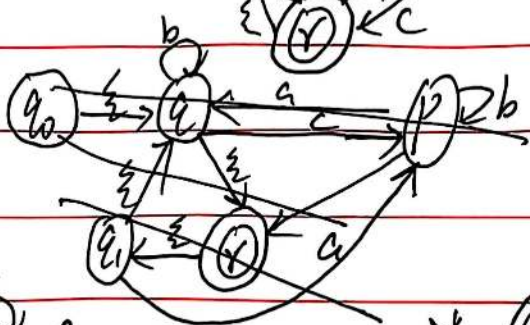
3.2: (a) 不含连续1的串或以连续1结尾的串(01串)

(b) 以1结尾的串(01串)

3.3: 2-6 对应 NFA 为:

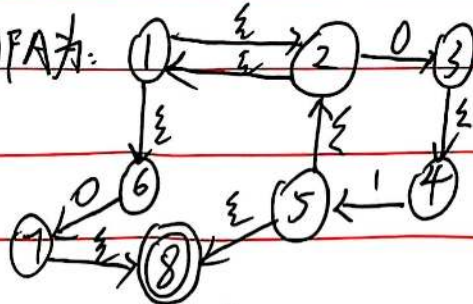


9-NFA 为:

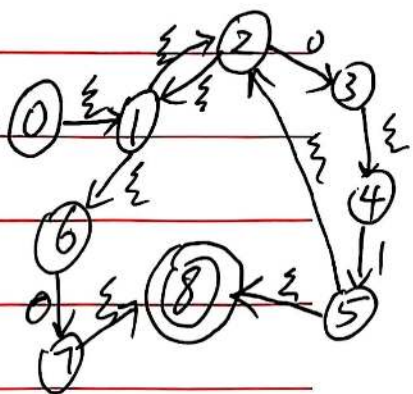


得: $RE: b^* + b^* \cdot c(ac)^* b^* c(ac)^*$

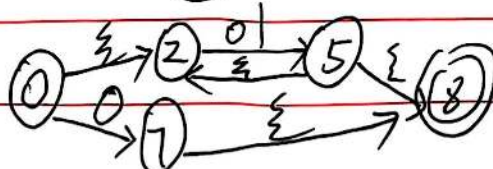
2-7 对应的 NFA 为:



则 9NFA 为:



化简得:



$RE: 0 + (01)^+$

3.5: (a) 变为 L^* (原为 L) (b) 原为 $L(W)$, 则现为: $\{W_2 \mid W_1, W_2 \in W, |W_1| \geq 0\}$

3.6: (a) 不成立: $(Y+Z)^*$ 可为: YSY 但 $\notin Y^*+Z^*$

by 不成立 $Y \in Y^*Z^*$ 但 $Y \notin (Y+Z)^*Z$

3.7: (c) $|W_0| = n = |\hat{W}_0|$ 取 $p = 2n$. $w_0 = XYZ$ 且 $|W_0| = p$, $W = W_0 \hat{W}_0$

$|X| + |Y| + |Z| = p$ 设 $|X| = a, |Y| = b, a+b \leq p$ 若 b 为奇数

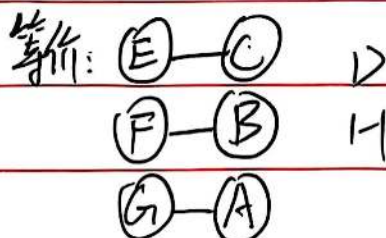
取 k 为 0, 则 $XY^kZ = XZ$ 且 $|XZ|$ 为奇数, 不合要求.

3.10: 初始化并 B

一次扫描

二次扫描

C	X	X					
D	X	X	X				
E	X	X		X			
F	X		X	X	X		
G		X	X	X	X	X	
H	X	X	X	X	X	X	X
	A	B	C	D	E	F	G



故最小化:

S	0	1
$\rightarrow q_1$	q_2	q_1
q_2	q_1	q_3
q_3	q_4	q_2
$*q_4$	q_4	q_1
q_5	q_1	q_4

3.12: 2-1 中 DFA 为:

S	0	1
$\rightarrow q_1$	q_2	
$*q_2$		q_3
$*q_3$	q_2	

可区分性表为:

$q_2 \times$
$q_3 \times \times$
$q_1 q_2$

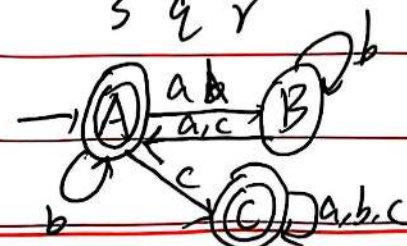
3.11: 可区分性表为:

q	X
$\checkmark$	X X
$\checkmark$	X X X
S	q Y

故是最小化.

故最小化

3.12: 2-6 DFA 为:



S	a	b	c
$\rightarrow A$	B	A	C
B	A	B	A
$*C$	C	C	C

可区分性表:

B	X
C	X X
A	B

故是最小

$$\begin{aligned}
 5.1: (a) L(S) &= \{a^i b^j c^k \mid i \neq j \text{ 或 } j \neq k, i, j, k \geq 0\} \\
 &= \{a^i b^j c^k \mid i \neq j\} \cup \{a^i b^j c^k \mid j \neq k\} \\
 &= \{a^i b^j \mid i \neq j\} \cdot \{c^k \mid k \geq 0\} \cup \{a^i \mid i \geq 0\} \cdot \{b^j c^k \mid j \neq k\} \\
 &= (\{a^i b^j \mid i > j\} \cup \{a^i b^j \mid i < j\}) \cdot \{c^k \mid k \geq 0\} \cup \{a^i \mid i \geq 0\} \cdot (\{b^j c^k \mid j > k\} \cup \{b^j c^k \mid j < k\})
 \end{aligned}$$

$$\Rightarrow S \rightarrow E \mid T \quad A \rightarrow a \mid aA, B \rightarrow b \mid bB, C \rightarrow c \mid cC$$

$$E \rightarrow a \mid D \rightarrow ab \mid aDb, E \rightarrow bc \mid bEc$$

$$F \rightarrow AD \mid DB \mid ADC \mid DBC \quad G \rightarrow BE \mid EC \mid ABE \mid AEC$$

$$S \rightarrow F \mid G$$

(b) 等价于该语言由两个不一致的串组成 / 只由一个串组成

$$S \rightarrow E \mid B \quad \hookrightarrow \text{奇数串 / 偶数串}$$

$$E \rightarrow a \mid aA \mid b \mid bB \mid aE \mid bE$$

$$A \rightarrow a \mid b \quad B \rightarrow A \mid ABA \quad (\text{奇数, 1串})$$

$$C \rightarrow a \mid ACA \quad D \rightarrow b \mid ADA$$

$$E \rightarrow CD \mid DC$$

(c) S 为空或长度为 3 的倍数的 0 串 如何识别 000000111?

$$S \rightarrow \varepsilon \mid 500 \mid 050 \mid 005 \mid 0015 \mid 5010 \mid 0510 \mid 0150 \mid 0105 \mid 5100 \mid 1500 \mid 1050 \mid 1005$$

5.3: (a) 基础: 当 $w \in L(G)$ 且 $|w|=1$ 时, $w=a/b$, $w \neq ba$

归纳: 当 $|w|=k$ 时, $L(G) \ni w$, 且 w 无 ba 子集

则对于 $w_k = a/b$ 若 $w_k = a$ 则对于 w_{k+1} : $w_k a / w_k b$, 无 ba 子集

对于 $w_k = b$, $w_{k+1} = w_k a b$ 或 $w_k b b$ 无 ba 子集

故任何 $L(G) \ni w$ 都无 ba 子集

(b) $L(G)$ 是 $\{a, b\}$ 上所有不包含 ba 的串的集合

5.4. 对 m 进行归纳 ($m \geq 1$)

基础: $m=1$ 时, 只有根结点 S , 及标为叶结点的终结符 $|w|$ 个, 总结点数为 $|w| + 1 = |w| + m$

归纳: 当 $m=k-1$ 时, 结点个数为 $|w| + k - 1$ 有 $S \Rightarrow^* w_1 \dots w_{k-1}$

对于 $m=k$, 其前 $k-1$ 步必在 $m=k-1$ 时包含, 故需使 w_{k-1} 变为变元,

并增加 p 个结点 (叶结点), 此时, 总结点数为 ~~$|w| + p$~~

对每个 w_{k-1}

存在分析树

$|w| + (p-1) + k - 1 + 1$

$= |w|_{\text{new}} + k$ 成立.

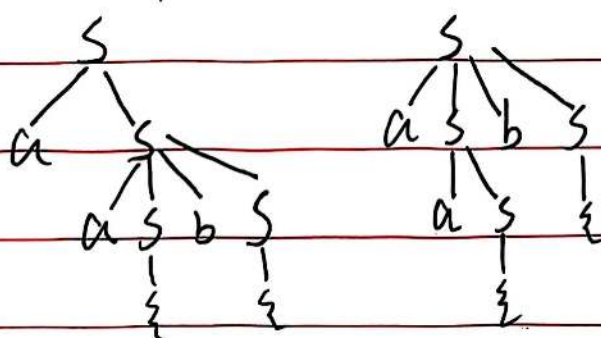
5.5. 注意对空串的识别且解除 $S \rightarrow SS$ 的歧义性

$S \rightarrow \epsilon \mid CAS \mid IBS$

$A \rightarrow) \mid CAA \mid IBA$

$B \rightarrow [\mid IBB \mid CAB$

5.6: (a)



(b) $S \Rightarrow_{lm} aS \Rightarrow_{lm} aasbs \Rightarrow_{lm} aabs \Rightarrow_{lm} aab$

$S \Rightarrow_{lm} asbs \Rightarrow_{lm} aasbs \Rightarrow_{lm} aabs \Rightarrow_{lm} aab$

(c) $S \Rightarrow_{rm} asbs \Rightarrow_{rm} asb \Rightarrow_{rm} aasb \Rightarrow_{rm} aab$

$S \Rightarrow_{rm} as \Rightarrow_{rm} aasbs \Rightarrow_{rm} aasb \Rightarrow_{rm} aab$

5.7: 注: 不等价于 $a^i b^j$ ($i \geq j$), 如: $abab$.

若 S 为空串, 满足题意, 设对于 S_0 , 满足题意

则: $S_0 \rightarrow aS_0$, $S_0 \rightarrow aS_0 bS_0$

对于 aS_0 , 显然有前缀 a 大于 b 个数

对于 $aS_0 bS_0$: 因 aS_0 前缀 a 个数大于 b 个数, 故 $aS_0 b$ 前缀 a 不少于 b
又因 S_0 前缀 a 不少于 b , 故 $aS_0 bS_0$ 前缀 a 不少于 b

5.8: $S \rightarrow \varepsilon \mid aS \mid T$

$T \rightarrow \varepsilon \mid bS$

5.9: 无产生的变元: B , 去除后

$G_g: S \rightarrow CA, A \rightarrow a, C \rightarrow b$

无不可达符号. 故 G_g 即为去除无用符号的文法

5.10: (a) $S \rightarrow ASB \mid AB$ $A \rightarrow aAS \mid aA \mid a$

$B \rightarrow sbS \mid A \mid bb \mid sb \mid bs \mid b$

(b) 单位产生对: (CB, A)

故 $B \rightarrow sbS \mid bb \mid sb \mid bs \mid aAS \mid aA \mid a \mid b$

(c) S, A, B 均有产生且无不可达符号。

5.11: (a) C 可为空, 因 $A \rightarrow C$ 故 A 可为空, 因 $B \rightarrow A$, B 可为空,

$S \rightarrow BB$, 故 S 可为空,

$C \rightarrow S$ $B \rightarrow S \mid A$ $S \rightarrow \varepsilon \mid aA \mid a \mid b \mid BB \mid B$

$A \rightarrow C$

(b) 单位产生对: $(S, B), (A, C), (B, S), (B, A), (C, S)$

去除后有

$S \rightarrow 0A0 \mid 00 \mid 1B \mid 11 \mid BB \quad \Rightarrow \quad S \rightarrow 0S0 \mid 00 \mid 1S \mid 11 \mid SS$

$A \rightarrow S \quad B \rightarrow S \quad C \rightarrow S \quad \Rightarrow \quad C \rightarrow S$

c) C 是不可达, 去除后, $S \rightarrow 0S0 \mid 00 \mid 1S \mid 11 \mid SS$

5.12. (a) B 可空, $A \rightarrow B$, 故 A 可空, $S \rightarrow B$, 故 S 可空.

故: $A \rightarrow aA \mid a \mid B, S \rightarrow B \mid AAA \mid AA \mid A$

(b) 单位产生对: $(S, A), (S, B), (A, B)$

去除得: $A \rightarrow aA \mid a, S \rightarrow AAA \mid AA \mid aA \mid a$

c) 无产出符号为 ϵ , 且无不可达符号.

5.13. (a) $C \rightarrow \epsilon$, C 可空, $B \rightarrow C$, B 可空, $D \rightarrow B$, D 可空, $A \rightarrow C$, A 可空, $S \rightarrow \epsilon$, S 可空.

故去除 ϵ 产生式得: $S \rightarrow aAa \mid aa \mid bBb \mid bb$

$A \rightarrow C \mid a \quad B \rightarrow C \mid b \quad C \rightarrow CDE \mid CE \mid DE \mid E$

$D \rightarrow A \mid B \mid ab$

(b) 单位产生式: $(A, C), (B, C), (C, E), (D, A), (D, B)$

故去除后有: $S \rightarrow aAa \mid aa \mid bBb \mid bb$

$A \rightarrow a \mid CE \mid DE \mid CDE \quad B \rightarrow b \mid CE \mid DE \mid CDE$

$C \rightarrow CDE \mid CE \mid DE \quad D \rightarrow ab \mid a \mid b \mid CE \mid DE \mid CDE$

c) 无产出符号: C, E , 不可达: 无

去除后, $S \rightarrow aAa \mid aa \mid bBb \mid bb$

$A \rightarrow a \mid D, B \rightarrow b \mid D, D \rightarrow ab \mid a \mid b \mid D$

6.1: (a) 消除左递归: $T \rightarrow ST'$, $T' \rightarrow \epsilon$

$S \rightarrow a | \wedge | (ST')$

```
void sc()
{ if (x == 'a') return;
  else if (x == '\wedge') return;
  else if (x == '(')
  {
    sc();
    Tc();
    if (x == ')') return;
  }
  return error();
}
```

```
void Tc()
{ if (x == ',')
{
  sc();
  Tc();
}
}
```

(b) $\text{first}(S) = \{a, \wedge, '\}'$ $\text{first}(T') = \{, \epsilon\}$

$\text{follow}(S) = \{\#, '\)', '\}'$ $\text{follow}(T') = \{ '\)' \}$

$S \xrightarrow{a} a \xrightarrow{\wedge} \wedge \xrightarrow{(ST')} (ST')$, #

无多重入口, 故是 LL(1) 文法.

$T' \xrightarrow{\epsilon} \epsilon$ $T' \xrightarrow{ST'} ST'$

6.2 (b): $\text{first}(S) = \{a, b\}$, $\text{first}(A) = \{a, b, \epsilon\}$, $\text{first}(B) = \{b, \epsilon\}$

去 ϵ -产生式: $B \rightarrow b$, $A \rightarrow a | B$, $S \rightarrow Ab | b$

去单位产生式: $B \rightarrow b$, $A \rightarrow a | b$, $S \rightarrow b | ab | bb$

此时是 LL(1) 文法.

(c) S 的候选集 first 集为 $\{a\}$, $\{b, c, d\}$ 不相关

B ... $\{b\}$, $\{c, d\}$ 不相关

C ... $\{c\}$, $\{d\}$ 不相关 且无含 ϵ 的 first 集

故是 LL(1) 文法

6.3: (a) $\text{first}(O) = \{+, *\}$, $\text{first}(U) = \{+, -\}$, $\text{first}(E) = \{+, -, (, i\}$

$\text{follow}(O) = \{+, -, (, i\}$ $\text{follow}(E) = \{#,), +, *\}$ $\text{follow}(U) = \{i\}$

(b) 对于 $E \rightarrow E O E$, 存在左递归.

(c) 消除左递归: $E \rightarrow U i E' \mid i E' \mid (E) E'$ $E' \rightarrow O E E' \mid \epsilon$

$O \rightarrow + \mid *$ $U \rightarrow + \mid -$

无回溯 此时为 LL(1) 文法.

(d)

(e)

6.4: (a) first follow

$P \{id, print\} \{#\}$

$D \{ \epsilon, int \} \{id, print, \#, int\}$

$D' \{int\} \{i\}$

$S \{ \epsilon, id, print \} \{#\}$

$S' \{id, print\} \{i\}$

$E \{i, d\} \{i, +, *\}$

(b) 存在 $D \rightarrow D D$ 左递归

(c) 消除左递归得:

$P \rightarrow D S$, $D \rightarrow \epsilon \mid D D'$

$D' \rightarrow \epsilon \mid D, D'$ $S \rightarrow \epsilon \mid S; S$

$D \rightarrow i \mid int \mid d$ $S \rightarrow d = E \mid print d$

$E \rightarrow i E' \mid d E'$ $E' \rightarrow + i E' \mid * d E' \mid \epsilon$

(d)

(e)

7.1: (a) $(q_0, 0|0, z_0) \vdash (q_2, 0|0, z_0) \vdash (q_3, 0|0, 0z_0) \vdash (q_5, 0|0z_0)$
 $\vdash (q_5, \varepsilon, z_0) \vdash \textcircled{q_1}$ 成功

$(q_0, 0|0, z_0) \vdash^* (q_3, 1|0, 0z_0) \vdash (q_4, 0, 0z_0) \vdash (q_4, \varepsilon, 0z_0)$ 失败

$(q_0, 0|0, z_0) \vdash (q_1, 0|0, z_0) \vdash (q_1, 1|0, z_0) \vdash (q_1, 0, z_0) \vdash (q_1, \varepsilon, z_0)$ 失败

$(q_0, 0|0, z_0) \vdash^* (q_1, 1|0, z_0) \vdash (q_2, 0, z_0) \vdash (q_3, \varepsilon, 0z_0)$ 失败

(b) $(q_0, 1|0, z_0) \vdash (q_2, 1|0, z_0) \vdash \text{死亡}$

$(q_0, 1|0, z_0) \vdash (q_1, 1|0, z_0) \vdash (q_2, 0|0, z_0) \vdash (q_3, 1|0z_0) \vdash (q_5, \varepsilon, 0z_0)$ 失败

$\vdash (q_1, 0|0, z_0) \vdash (q_1, 1, z_0) \vdash (q_1, \varepsilon, z_0)$ 失败

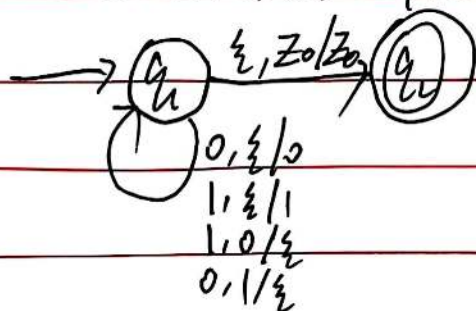
(q_2, ε, z_0) 失败

7.2: PDA: $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$

(a) $Q = \{q_1, q_2\}$, $\Sigma = \{0, 1\}$, $\Gamma = \{0, 1, z_0\}$, $F = \{q_2\}$

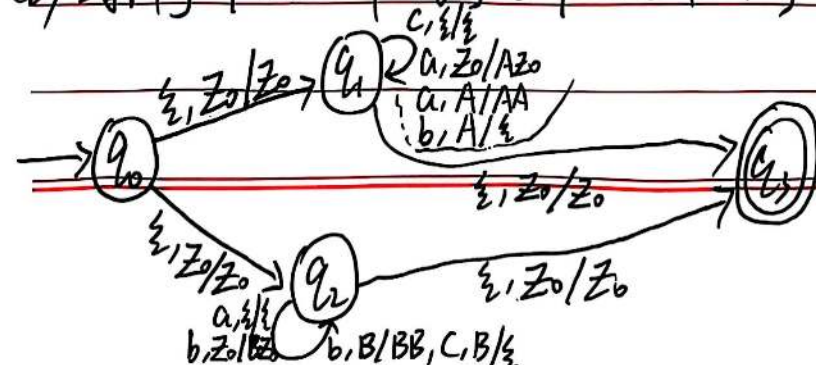
δ : $\delta(q_1, 0, \varepsilon) = \{(q_1, 0)\}$ $\delta(q_1, 1, 0) = \delta(q_1, 0, 1) = \{(q_1, \varepsilon)\}$

$\delta(q_1, 1, \varepsilon) = \{(q_1, 1)\}$ $\delta(q_1, \varepsilon, z_0) = \{(q_2, z_0)\}$

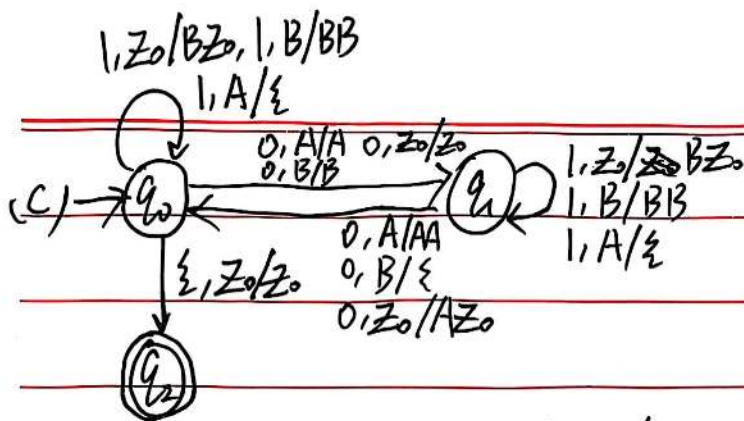


不是 VPDA. 例如输入 1 且栈顶为 0 时, 有 2 种转移.

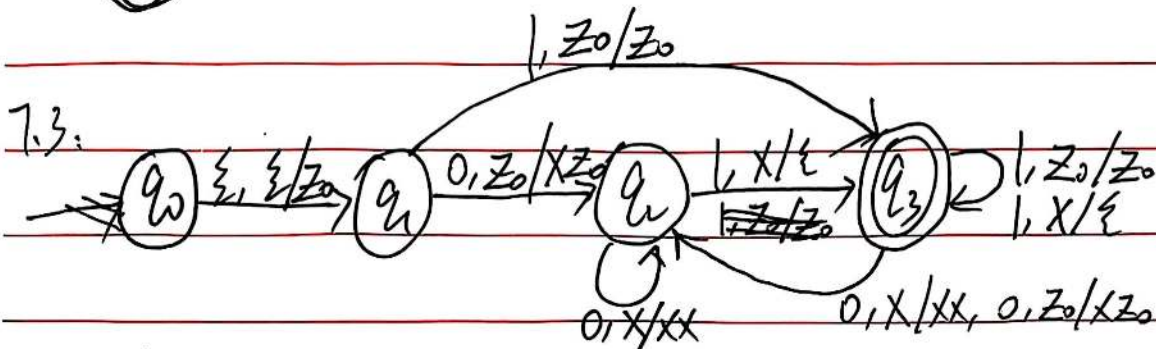
(b) 等价于 $\{a^i b^j c^k \mid i=j\} \cup \{a^i b^j c^k \mid j=k\}$



非 VPDA. 因对于 q_0 , 存在 $\delta(q_0, \varepsilon, z_0)$ 有 2 种转移



≠ VPDA: 输入为1, 栈顶为Z0
时, 不唯一



VPDA($Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F$)

$Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3\}$, $\Sigma = \{0, 1\}$, $\Gamma = \{X, Z_0\}$, $F = \{q_3\}$

$\delta(q_0, \epsilon, \epsilon) = \{(q_1, Z_0)\}$

$\delta(q_1, 0, Z_0) = \{(q_2, XZ_0)\}$ $\delta(q_1, 0, XZ_0) = \{(q_2, XXZ_0)\}$

$\delta(q_1, 1, Z_0) = \{(q_3, Z_0)\}$

$\delta(q_2, 0, X) = \{(q_2, XX)\}$ $\delta(q_2, 1, X) = \{(q_3, \epsilon)\}$

$\delta(q_3, 1, Z_0) = \{(q_3, Z_0)\}$ $\delta(q_3, 1, X) = \{(q_3, \epsilon)\}$

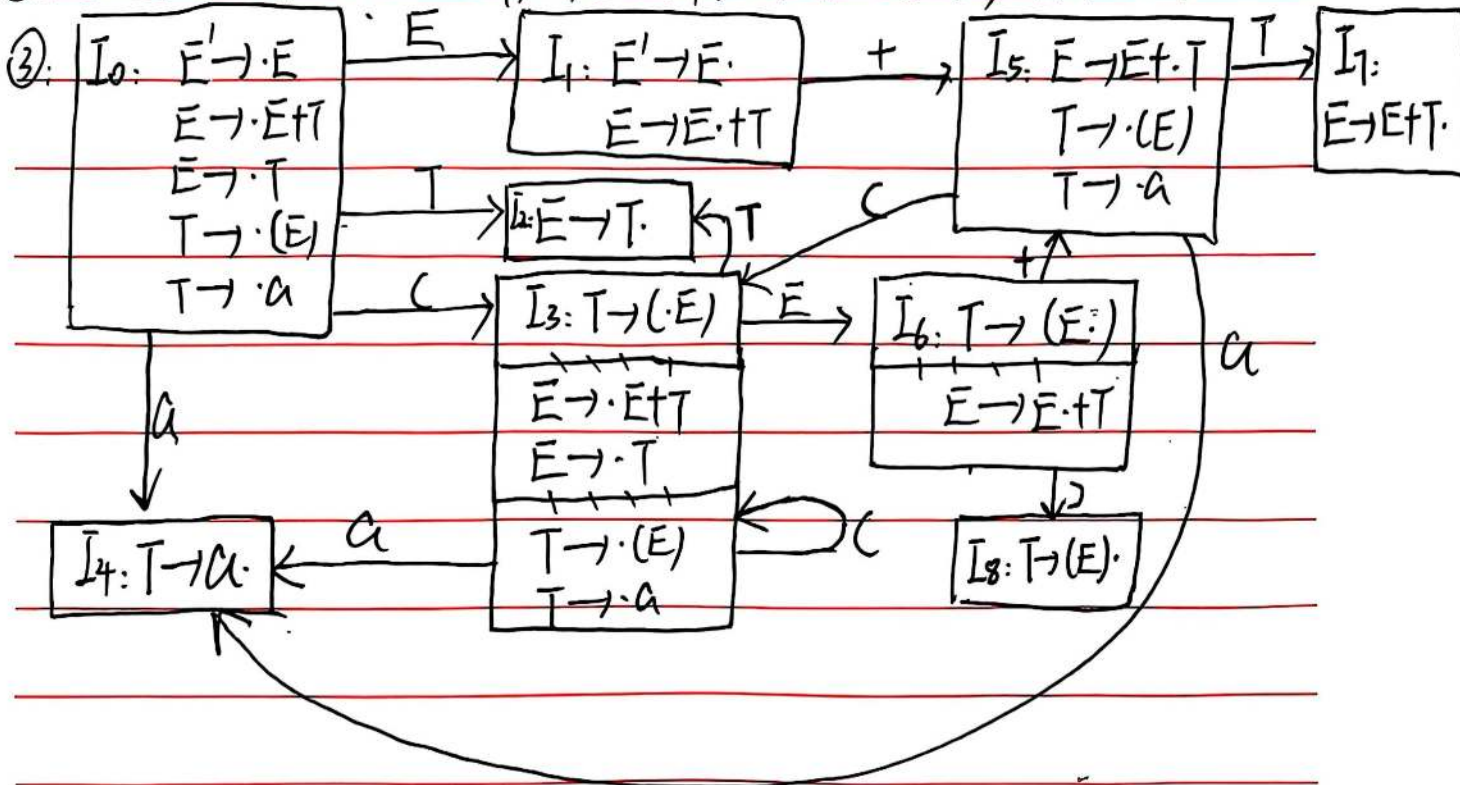
$\delta(q_3, 0, X) = \{(q_2, XX)\}$ $\delta(q_3, 0, Z_0) = \{(q_3, XZ_0)\}$

构造下列文法的LR(0)分析表

$G(E): E \rightarrow E+T \mid T, T \rightarrow (E) \mid a$

①: (0) $E \rightarrow E+T$; (1) $E \rightarrow T$; (2) $T \rightarrow (E)$; (3) $T \rightarrow a$

②: (0) $E' \rightarrow E$; (1) $E \rightarrow E+T$; (2) $E \rightarrow T$; (3) $T \rightarrow (E)$; (4) $T \rightarrow a$



④ 状态

	a	+	(	)	#	E	T
0	S2		S3			1	2
1		S5			Acc		
2	r2	r2	r2	r2	r2		
3	S4		S3			6	2
4	r4	r4	r4	r4	r4		
5	S4		S3				7
6		S5			S8		
7	r1	r1	r1	r1	r1		
8	r3	r3	r3	r3	r3		

SLR(1)分析表: 先与LR(0)一致, 画出DFA.

求Follow集, 对于 $I_k: A \rightarrow \beta$. 且 $A \rightarrow \beta$ 为 (j)

$\beta \rightarrow \gamma$ 则在分析表中 $(k, \text{follow}(A))$ 填入 γ_j

相当于对LR(0)的项集 I_j 进行了剪枝, 对于 δ 转移无影响保持一致

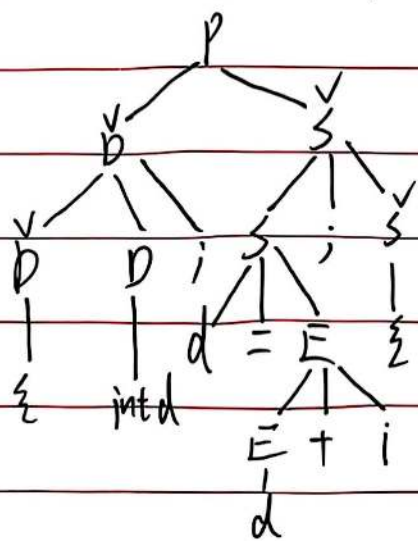
证明是SLR(1)文法还需要: 对 $\forall I_k$ (存在 $A \rightarrow \beta$), 其他项式做以下

判断: $\{\gamma\} \cap \text{follow}(\beta) = \emptyset$
 $\uparrow$ 终结符 A

8.1: (a) $\text{int } x; x = x + 1$ 的规约路径如下:

$$\begin{aligned} & \text{int } x; x = x + 1, \Rightarrow \{ \cdot \text{int } d; d = d + i, \Rightarrow \checkmark \text{int } d; d = d + i, \Rightarrow \checkmark d; d = d + i; \\ & \Rightarrow \checkmark \checkmark d = d + i, \Rightarrow \checkmark d = E + i, \Rightarrow \checkmark d = E, \Rightarrow \checkmark S, \checkmark \Rightarrow \checkmark S, \checkmark \Rightarrow P \end{aligned}$$

故 `int x; x=x+1;` 是一句子, 对应语法树为:



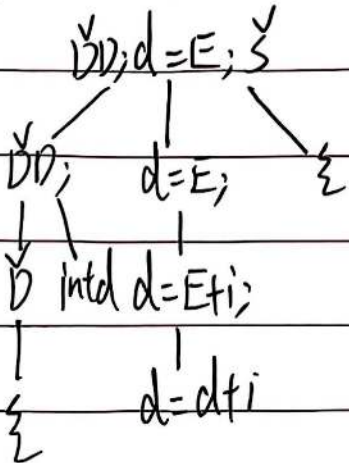
故: 短语有: $\frac{1}{2}$, $\text{int } d$, $;$, d , $=$, d , $+$,

$$i, j, z, \int i \, dt, dt, d = dt, i,$$
$$d = d + i; \xi, \xi \text{ int } d; d = d + 1; \xi$$

直接语句为: $\xi, \text{int } d, i, d, =, d+i,$
 i, ξ

句柄为: 3

(b) $\checkmark D; d = E; \checkmark \Rightarrow \checkmark D; d = E; \checkmark \Rightarrow \checkmark D; d = E; \Rightarrow \checkmark D; d = E + i;$
 $\Rightarrow \checkmark D; d = d + i; \Rightarrow \checkmark \text{int } d; d = d + 1 \Rightarrow \checkmark \text{int } d; d = d + 1;$
 $\Rightarrow \text{int } d; d = d + 1; \Rightarrow \text{int } x; x = x + 1;$ 故是句子 $\text{int } x; x = x + 1;$
 句型。由定义知是规范句型。



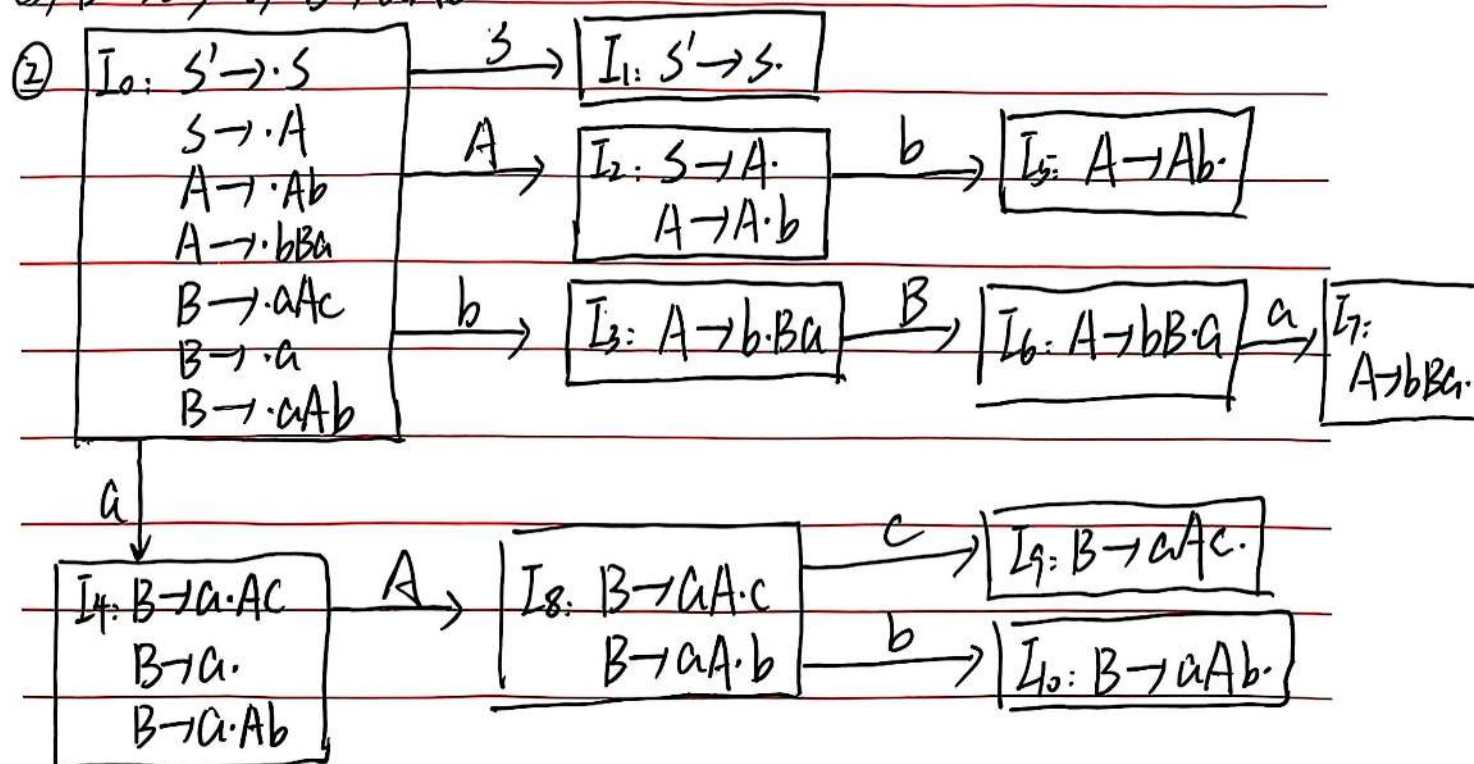
短语: $\varepsilon, \text{int } d, d, =, d+1, ; \varepsilon$

直接短语: $\{, int\ d, d, =, d + i, d = d + i, \}$

句柄: $\{$

		$S \rightarrow a, S \rightarrow \Lambda$	
8.2: (a)	句柄	可用项目	有效项目
(b) $\cdot (a, (a, a))$	a	$A_1 = \{S' \rightarrow S, S \rightarrow \cdot (T), T \rightarrow \cdot T, S, T \rightarrow \cdot S\}$	$S' \rightarrow \cdot S$ $S \rightarrow \cdot (T)$
$\Rightarrow (a, (a, a))$	a	$A_2 = A_1 \cup S \rightarrow (\cdot T)$	$S \rightarrow \cdot a$
$\Rightarrow (a, (a, a))$	a	$S \rightarrow a \cdot \cup A_1$	$S \rightarrow a \cdot$
$\Rightarrow (S, (a, a))$	S	$A_1 \cup \{S' \rightarrow S, T \rightarrow S \cdot\}$	$T \rightarrow S \cdot$
$\Rightarrow (T, (a, a))$	a	$A_1 \cup \{S \rightarrow (T \cdot), T \rightarrow T \cdot, S\}$	$T \rightarrow T \cdot, S$
$\Rightarrow (T, (a, a))$	a	$A_1 \cup \{T \rightarrow T \cdot, S\}$	$T \rightarrow T \cdot, S$
$\Rightarrow (T, (a, a))$	a	$A_1 \cup \{S \rightarrow (\cdot T)\}$	$S \rightarrow \cdot a$
$\Rightarrow (T, (a, a))$	a	$A_1 \cup \{S \rightarrow a \cdot\}$	$S \rightarrow a \cdot$
$\Rightarrow (T, (S, a))$	S	$A_1 \cup \{T \rightarrow S \cdot, S' \rightarrow S \cdot\}$	$T \rightarrow S \cdot$
$\Rightarrow (T, (T, a))$	a	$A_1 \cup \{T \rightarrow T \cdot, S, S \rightarrow (T \cdot)\}$	$T \rightarrow T \cdot, S$
$\Rightarrow (T, (T, a))$	a	$A_1 \cup \{T \rightarrow T \cdot, S\}$	$T \rightarrow T \cdot, S$
$\Rightarrow (T, (T, a))$	a	$A_1 \cup \{S \rightarrow a \cdot\}$	$S \rightarrow a \cdot$
$\Rightarrow (T, (T, S))$	T, S	$A_1 \cup \{S' \rightarrow S, T \rightarrow S \cdot, T \rightarrow T \cdot, S\}$	$T \rightarrow T \cdot, S$
$\Rightarrow (T, (T))$	(T)	$A_1 \cup \{T \rightarrow T \cdot, S, S \rightarrow (T \cdot)\}$	$S \rightarrow (T \cdot)$
$\Rightarrow (T, (T))$	(T)	$A_1 \cup \{S \rightarrow (T \cdot)\}$	$S \rightarrow (T \cdot)$
$\Rightarrow (T, S)$	T, S	$A_1 \cup \{T \rightarrow T \cdot, S, T \rightarrow S \cdot, S' \rightarrow S \cdot\}$	$T \rightarrow T \cdot, S$
$\Rightarrow (T)$	(T)	$A_1 \cup \{S \rightarrow (T \cdot), T \rightarrow T \cdot, S\}$	$S \rightarrow (T \cdot)$
$\Rightarrow (T)$	(T)	$A_1 \cup \{S \rightarrow (T \cdot)\}$	$S \rightarrow (T \cdot)$
$\Rightarrow S$	S	$A_1 \cup \{S' \rightarrow S, T \rightarrow T \cdot, S\}$	$S' \rightarrow S$
$\Rightarrow S'$			

8.3: ①: (0) $S' \rightarrow S$; (1) $S \rightarrow A$; (2) $A \rightarrow Ab$; (3) $A \rightarrow bBa$; (4) $B \rightarrow aAc$; (5) $B \rightarrow a$; (6) $B \rightarrow aAb$



非LR(0), 因为 I_2 和 I_4 都存在规约-移进冲突

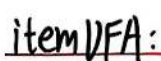
是SLR(1), 因为: $\text{follow}(A) = \{a, b\}$, $\text{follow}(S) = \{\#\}$

$\text{follow}(B) = \{a\}$

$\{b\} \cap \text{follow}(S) = \emptyset$ 且 $\text{follow}(B) \cap \text{follow}(a) = \emptyset$

故是SLR(1)

8.5. itemNFA:


$$\{X \rightarrow \alpha, \beta, A \rightarrow \alpha, \text{第 } B \rightarrow \alpha\}$$

对于 C , 移进, 对于 $\text{follow}(A)$, $A \rightarrow \lambda$ 规约, 否则无法
对于 $\text{follow}(CB)$, $B \rightarrow \lambda$ 规约. 消解