形式语言与自动机作业参考答案（仅供参考）

➢ 第二章

4．找出右线性文法，能构成长度为 1 至 3 个字符且以字母为首的字符串。

答：G={N,T,P,S}

其中 N={S,A,B,C,D} T={x,y}　其中 x∈{所有字母} y∈{所有的字符}　P 如下:

S→x　S→xA　A→y　A→yB　B→y

5.找出右线性文法，能够成具有奇数个 a 和奇数个 b 的所有由 a 和 b 组成的字符串。

答：G={N,T,P,S}，其中 N={S,A,B,C}, T={a,b}

S：偶 a 偶 b；A：奇 a 偶 b；B：奇 a 奇 b；C：偶 a 奇 b　P 如下：

S→aA|bC

A→bB|b|aS

B→aC|bA

C→aB|a|Bs

6.构造上下文无关文法能够产生所有含有相同个数 0 和 1 的字符串

答：G={N,T,P,S}，其中 N={S}, T={0,1}　P 如下：

S→01|10

S→S01|0S1|01S

S→S10|1S0|10S

7．找出由下列各组生成式产生的语言（起始符为 S）

(1) S→SaS　S→b

(2) S→aSb S→c

(3) S→a S→aE E→aS

答：(1) $b(ab)^n$ /n⩾0}或者 L={$(ba)^n b$ /n⩾0}

(2) L={$a^n cb^n$ /n⩾0}

(3) L={a^{2n+1} /n⩾0}

➢ 第三章

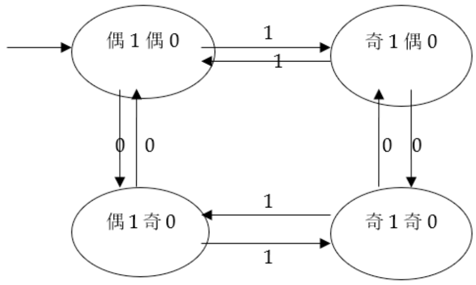
1.　下列集合是否为正则集，若是正则集写出其正则式。

（1）含有奇数个 0 和偶数个 1 的{0,1}*上的字符串集合

（2）含有相同个数 a 和 b 的字符串集合

（3）不含连续的 0，也没有连续的 1 的{0,1}*上的字符串集合

答：（1）是正则集，自动机如下



(2) 不是正则集，用泵浦引理可以证明，具体见 17 题（2）。

(3) 正则式为：(01)* + 1(01)* + 1(01)*0 + (01)*0

4．对下列文法的生成式，找出其正则式

G=({S,A,B,C},{a,b,c,d},P,S),生成式 P 如下：

S→baA　S→B

A→aS　A→bB

B→b　B→bC

C→cB　C→d

G=({S,A,B,C,D},{a,b,c,d},P,S),生成式 P 如下：

S→aA　S→B

A→cC　A→bB

B→bB　B→a

C→D　C→abB　D→d

答：(1) 由生成式得：

S=baA+B ①

A=aS+bB ②

B=b+bC ③

C=cB+d ④

③④式化简消去 C，得到 B=b+b(cB+d)

即 B=bcB+bd+b　=>B=(bc)*(bd+b) ⑤

将②⑤代入①

S=baaS+bab(bc)*(bd+b)+(bc)*(bd+b)

=>S=(baa)*(bab+ε)(bc)*(b+bd)

注意:答案不唯一。

(2) 由生成式得：

S=aA+B ①

A= cC+bB ②

B= bB+a ③

C=D+abB ④

D=d ⑤

由③得 B=b*a ⑥

将⑤⑥代入④ C=d+abb*a=d+ab$^+$a ⑦

将⑥⑦代入② A=c(d+b$^+$a)+b$^+$a ⑧

将⑥⑧代入① S=a(c(d+b$^+$a)+b$^+$a)+b*a

= acd+acab$^+$a+ab$^+$a+b*a

注意:答案不唯一。

5.为下列正则集，构造右线性文法：

(1) {a, b}*

(2)以 abb 结尾的由 a 和 b 组成的所有字符串的集合

(3)以 b 为首后跟若干个 a 的字符串的集合

含有两个相继 a 和两个相继 b 的由 a 和 b 组成的所有字符串集合

答：（1）右线性文法 G=({S}, {a, b}, P, S)

P: S→aS　S→bS　S→ ε

（2）右线性文法 G=({S}, {a, b}, P, S)

P: S→aS　S→bS　S→abb

（3）此正则集为{ba*}

右线性文法 G=({S, A}, {a, b}, P, S)

P: S→bA　A→aA　A→ ε

(4) 此正则集为{{a,b}*{aa,bb}{a,b}*}

右线性文法 G=({S,A},{a,b},P,S)

P: S→aS|bS|aaA|bbA

A→aA|bA| ε

7.设正则集为 a(ba)*

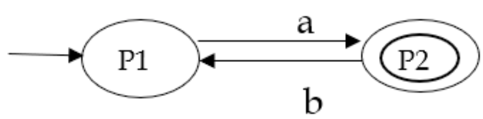
（1）构造右线性文法

（2）找出（1）中文法的有限自动机

答：（1）右线性文法 G=({S, A}, {a, b}, P, S)

P: S→aA　A→bS　A→ ε

（2）自动机如下：



9.对应图（a）(b)的状态转换图写出正则式。（图略）

注意:答案不唯一。

（a）由图可知 $q_0=aq_0+bq_1+a+ε$

$q_1=aq_2+bq_1$

$q_2=aq_0+bq_1+a$

$q_1=abq_1+bq_1+aaq_0+aa$

$=(b+ab)\, q_1+aaq_0+aa$

$=(b+ab)^*(aaq_0+aa)$

$q_0=aq_0+b(b+ab)^*(aaq_0+aa) +a+ ε$

$= (a+b (b+ab)^*aa)\, q_0+ b(b+ab)^*aa+a+ ε$

$=(a+b (b+ab)^*aa)^*(b(b+ab)^*aa+a+ ε)$

$=(a+b (b+ab)^*aa)^*$

（b）$q_0=aq_1+bq_2+a+b$

$q_1=aq_0+bq_2+b$

$q_2=aq_1+bq_0+a$

$q_1=aq_0+baq_1+bbq_0+ba+b$
$=(ba)^*(aq_0+bbq_0+ba+b)$
$q_2=aaq_0+abq_2+bq_0+ab+a$
$=(ab)^*(aaq_0+bq_0+ab+a)$
$q_0=a(ba)^*(a+bb)q_0+a(ba)^*(ba+b)+b(ab)^*(aa+b)q_0+b(ab)^*(ab+a)+a+b$
$=[a(ba)^*(a+bb)+b(ab)^*(aa+b)]^*(a(ba)^*(ba+b)+b(ab)^*(ab+a)+a+b)$

10.设字母表 T={a,b},找出接受下列语言的 DFA：
（1）含有 3 个连续 b 的所有字符串集合
（2）以 aa 为首的所有字符串集合
（3）以 aa 结尾的所有字符串集合
（4）L=$\{a^n b^m a^k | n,m,k \geq 0\}$

答：（1）M=($\{q_0,q_1 q_2,q_3\},\{a,b\},\delta,q_0,\{q_3\}$),其中δ如下：

	a	b
q_0	q_0	q_1
q_1	q_0	q_2
q_2	q_0	q_3
q_3	q_3	q_3

（2）M=($\{q_0,q_1 q_2\},\{a,b\},\delta,q_0,\{q_2\}$),其中δ如下：

	a	b
q_0	q_1	Φ
q_1	q_2	Φ
q_2	q_2	q_2

（3）M=($\{q_0,q_1 q_2\},\{a,b\},\delta,q_0,\{q_2\}$),其中δ如下：

	a	b
q_0	q_1	q_0
q_1	q_2	q_0
q_2	q_2	q_0

（4）M=($\{q_0,q_1 q_2\},\{a,b\},\delta,q_0,\{q_0,q_1 q_2\}$),其中δ如下：

	a	b
q_0	q_0	q_1
q_1	q_2	q_1
q_2	q_2	Φ

14 构造 DFA　M1 等价于 NFA　M，NFA　M 如下：
（1）M=($\{q_0, q_1 q_2, q_3\}$, {a, b}, σ, q_0, $\{q_3\}$), 其中 σ 如下：
σ $(q_0,a)=\{q_0,q_1\}$　σ $(q_0,b)=\{q_0\}$

$\sigma(q_1,a)=\{q_2\}$ $\sigma(q_1,b)=\{q_2\}$
$\sigma(q_2,a)=\{q_3\}$ $\sigma(q_2,b)=\Phi$
$\sigma(q_3,a)=\{q_3\}$ $\sigma(q_3,b)=\{q_3\}$

（2）$M=(\{q_0,q_1\ q_2,q_3\},\{a,b\},\sigma,q_0,\{q_1,q_2\})$，其中σ如下：
$\sigma(q_0,a)=\{q_1,q_2\}$ $\sigma(q_0,b)=\{q_1\}$
$\sigma(q_1,a)=\{q_2\}$ $\sigma(q_1,b)=\{q_1,q_2\}$
$\sigma(q_2,a)=\{q_3\}$ $\sigma(q_2,b)=\{q_0\}$
$\sigma(q_3,a)=\Phi$ $\sigma(q_3,b)=\{q_0\}$

答：（1）DFA $M_1=\{Q_1,\{a,b\},\sigma_1,[q_0],\{[q_0,q_1,q_3],[q_0,q_2,q_3],[q_0,q_1,q_2,q_3]\}$
其中 $Q_1=\{[q_0],[q_0,q_1],[q_0,q_1,q_2],[q_0,q_2],[q_0,q_1,q_2,q_3],[q_0,q_1,q_3],[q_0,q_2,q_3],[q_0,q_3]\}$
σ_1满足

	a	b
$[q_0]$	$[q_0,q_1]$	$[q_0]$
$[q_0,q_1]$	$[q_0,q_1,q_2]$	$[q_0,q_2]$
$[q_0,q_1,q_2]$	$[q_0,q_1,q_2,q_3]$	$[q_0,q_2]$
$[q_0,q_2]$	$[q_0,q_1,q_3]$	$[q_0]$
$[q_0,q_1,q_2,q_3]$	$[q_0,q_1,q_2,q_3]$	$[q_0,q_2,q_3]$
$[q_0,q_1,q_3]$	$[q_0,q_1,q_2,q_3]$	$[q_0,q_2,q_3]$
$[q_0,q_2,q_3]$	$[q_0,q_1,q_3]$	$[q_0,q_3]$
$[q_0,q_3]$	$[q_0,q_1,q_3]$	$[q_0,q_3]$

（2）DFA $M_1=\{Q_1,\{a,b\},\sigma_1,[q_0],\{[q_1],[q_3],[q_1,q_3],[q_0,q_1,q_2],[q_1,q_2],[q_1,q_2,q_3],[q_2,q_3]\}$
其中 $Q_1=\{[q_0],[q_1,q_3],[q_1],[q_2],[q_0,q_1,q_2],[q_1,q_2],[q_3],[q_1,q_2,q_3],[q_2,q_3]\}$
σ_1满足

	a	b
$[q_0]$	$[q_1,q_3]$	$[q_1]$
$[q_1,q_3]$	$[q_2]$	$[q_0,q_1,q_2]$
$[q_1]$	$[q_2]$	$[q_1,q_2]$
$[q_2]$	$[q_3]$	$[q_0]$
$[q_0,q_1,q_2]$	$[q_1,q_2,q_3]$	$[q_0,q_1,q_2]$
$[q_1,q_2]$	$[q_2,q_3]$	$[q_0,q_1,q_2]$
$[q_3]$	Φ	$[q_0]$
$[q_1,q_2,q_3]$	$[q_2,q_3]$	$[q_0,q_1,q_2]$
$[q_2,q_3]$	$[q_3]$	$[q_0]$

15.对下面矩阵表示的ε-NFA

	ε	a	b	c
P(起始状态)	φ	{p}	{q}	{r}
q	{p}	{q}	{r}	φ

r(终止状态)	{q}	{r}	Φ	{p}

（1）给出该自动机接收的所有长度为 3 的串

（2）将此 ε-NFA 转换为没有 ε 的 NFA

答:（1)可被接受的的串共 23 个，分别为 aac, abc, acc, bac, bbc, bcc, cac, cbc, ccc, caa, cab, cba, cbb, cca, ccb, bba, aca, acb, bca, bcb, bab, bbb, abb

（2） ε-NFA：M=({p,q,r},{a,b,c},δ,p,r) 其中δ如表格所示。

因为 ε-closure(p)={p}

则设不含 ε 的 NFA M_1=({p,q,r},{a,b,c},δ_1,p,{r})

$\delta_1(p,a)=\delta'(p,a)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(p,\varepsilon),a))=\{p\}$

$\delta_1(p,b)=\delta'(p,b)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(p,\varepsilon),b))=\{p,q\}$

$\delta_1(p,c)=\delta'(p,c)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(p,\varepsilon),c))=\{p,q,r\}$

$\delta_1(q,a)=\delta'(q,a)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(q,\varepsilon),a))=\{p,q\}$

$\delta_1(q,b)=\delta'(q,b)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(q,\varepsilon),b))=\{p,q,r\}$

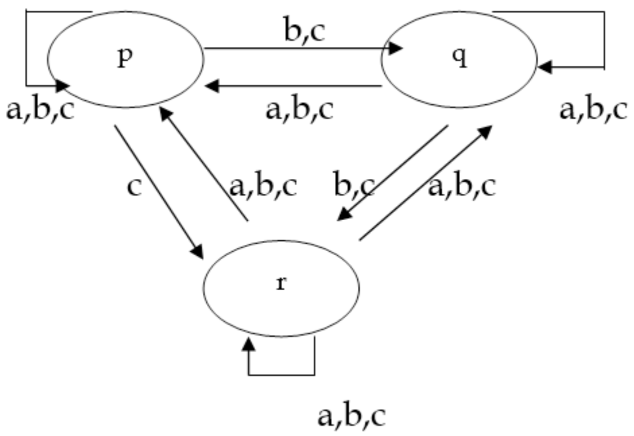
$\delta_1(q,c)=\delta'(q,c)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(q,\varepsilon),c))=\{p,q,r\}$

$\delta_1(r,a)=\delta'(r,a)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(r,\varepsilon),a))=\{p,q,r\}$

$\delta_1(r,b)=\delta'(r,b)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(r,\varepsilon),b))=\{p,q,r\}$

$\delta_1(r,c)=\delta'(r,c)=\varepsilon\text{-closure}(\delta(\delta'(r,\varepsilon),c))=\{p,q,r\}$

图示如下：(r 为终止状态)



17.使用泵浦引理，证明下列集合不是正则集：

（1）由文法 G 的生成式 S→aSbS|c 产生的语言 L(G)

（2）{ω | ω∈{a,b}*且ω有相同个数的 a 和 b}

（3）$\{0^n1^m2^{n+m} \mid n,m\geq1\}$

（4）{ωω | ω∈{a,b}*}

（5）$\{0^n \mid n$ 为素数}

证明：（1）在 L(G)中，a 的个数与 b 的个数相等

假设 L(G)是正则集，对于足够大的 k 取 $\omega=a^k(cb)^kc$

$\omega\in L$ 且 $|\omega|>k$，令 $\omega=\omega_1\omega_0\omega_2$，其中 $|\omega_0|>0$　$|\omega_1\omega_0|\leq k$

因为存在 ω_0 使 $\omega_1\omega_0^i\omega_2\in L$

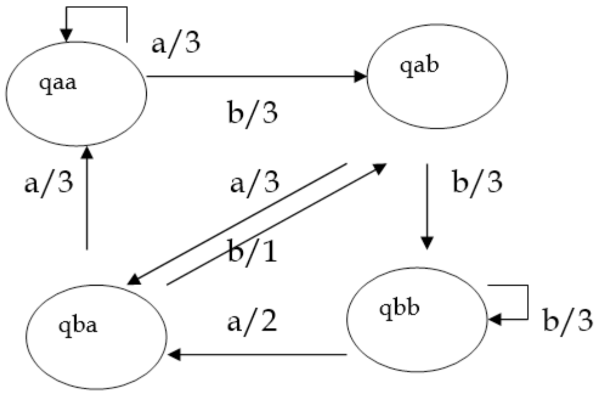
所以对于任意满足条件的 ω_0 只能取 $\omega_0=a^n$　$n\in(0,k]$

则 $\omega_1\omega_0^i\omega_2= a^{k-n}(a^n)^i(cb)^kc$ ，在 i 不等于 1 时不属于 L
与假设矛盾。则 L(G)不是正则集

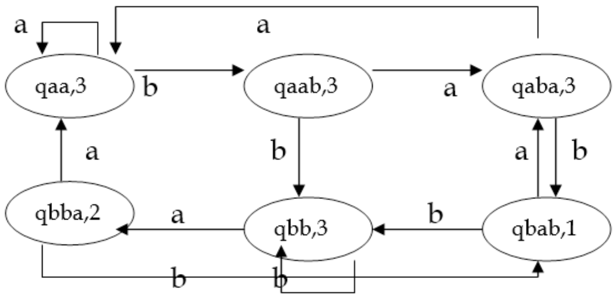
（2）假设该集合是正则集，对于足够大的 k 取 $\omega= a^k b^k$
$\omega\in L$ 且 $|\omega|>k$, 令 $\omega=\omega_1\omega_0\omega_2$, 其中 $|\omega_0|>0$ $|\omega_1\omega_0|\leqslant k$
因为存在 ω_0 使 $\omega_1\omega_0^i\omega_2\in L$
所以对于任意满足条件的 ω_0 只能取 $\omega_0=a^n$ $n\in(0,k]$
则 $\omega_1\omega_0^i\omega_2= a^{k-n}(a^n)^ib^k$ 在 i 不等于 1 时 a 与 b 的个数不同，不属于该集合
与假设矛盾。则该集合不是正则集
（3）假设该集合是正则集，对于足够大的 k 取 $\omega= 0^k1^x2^y$ 其中 y=k+x；
$\omega\in L$ 且 $|\omega|>k$, 令 $\omega=\omega_1\omega_0\omega_2$, 其中 $|\omega_0|>0$ $|\omega_1\omega_0|\leqslant k$
因为存在 ω_0 使 $\omega_1\omega_0^i\omega_2\in L$
所以对于任意满足条件的 ω_0 只能取 $\omega_0=0^n$ $n\in(0,k]$,
则 $\omega_1\omega_0^i\omega_2= 0^{k-n}(0^n)^i 1^x2^y$ 在 i 不等于 1 时，y 不等于 k+x,因此不属于该集合。
与假设矛盾。则该集合不是正则集
（4）假设该集合是正则集，对于足够大的 k 取 $\omega= a^k ba^kb$
$\omega\in L$ 且 $|\omega|>k$, 令 $\omega=\omega_1\omega_0\omega_2$ 其中 $|\omega_0|>0$ $|\omega_1\omega_0|\leqslant k$
因为存在 ω_0 使 $\omega_1\omega_0^i\omega_2\in L$
所以对于任意满足条件的 ω_0 只能取 $\omega_0=a^n$ $n\in(0,k]$
则 $\omega_1\omega_0^i\omega_2= a^{k-n}(a^n)^iba^kb$ 在 i 不等于 1 时不满足 $\omega\omega$ 的形式，不属于该集合
与假设矛盾。则该集合不是正则集

（5）假设该集合是正则集，对于足够大的 k 取 $\omega=0^p$ 其中 p 为素数且 p>k，$\omega\in L$ 且 $|\omega|>k$,
令 $\omega=\omega_1\omega_0\omega_2$ 其中 $|\omega_0|>0$ $|\omega_1\omega_0|\leqslant k$
因为存在 ω_0 使 $\omega_1\omega_0^i\omega_2\in L$
所以对于任意满足条件的 ω_0 只能取 $\omega_0=0^n$ $n\in(0,k]$
则 $\omega_1\omega_0^i\omega_2= 0^{p+(i-1)n}$ 当 i=p+1 时，$|\omega|$=p+pn=p(1+n)不为素数，不属于该集合
与假设矛盾。则该集合不是正则集

18．构造米兰机和摩尔机
对于{a,b}*的字符串，如果输入以 bab 结尾，则输出 1；如果输入以 bba 结尾，则输出 2；否则输出 3。
答：米兰机：
说明状态 q_{aa} 表示到这个状态时，输入的字符串是以 aa 结尾。其他同理。



摩尔机，状态说明同米兰机。



19.构造一个米兰机，输入字母表 T={0,1}，要求输出字符串只是对输入字符串延迟两个时间单位。

解: M＝(Q，T，R，δ，g，q_0)，　T={0，1}　R={0，1}

分析:可能的状态---即一个输入在输出前可能处于的状态

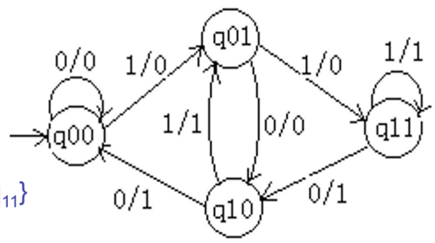
Q: 00 q_{00}

01 q_{01}

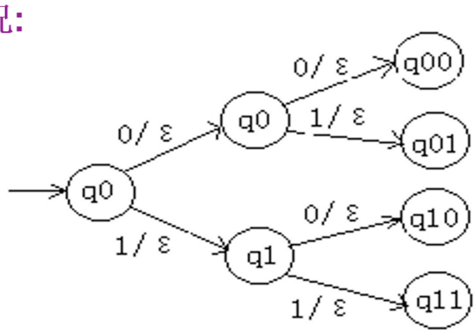
10 q_{10}

11 q_{11}

Q={ q_{00}，q_{01}，q_{10}，q_{11}}



初始情况:



刚开始工作时输入前两个字符，输出为ε

20．已知 DFA 的状态转移表如下，构造最小状态的等价 DFA。

	0	1
->A	B	A
B	D	C
C	D	B
*D	D	A
E	D	F
F	G	E
G	F	G
H	G	D

答：由表可得，E、F、G、H 是不可达状态，可以删除，余下的状态构成状态集{A，B，C，D}，对该状态集划分为终止状态集π^1和非终止状态集π^2，而π^1={D}，π^2={A,B,C}。

对π^1，很显然不可再细分；

对π^2={A,B,C}经标 0 的边，可达集是{B,D}，由于 B,D 分别属于π^1和 π^2，故将π^2细分为π^{21}={A}，π^{22}={B,C}。

对π^{22}={B,C}经标 1 的边，可达集是{B,C}，由于 B,C 分别同属于和π^{22}，故不可再细分。

这样可得最后的划分为：{{A},{B,C},{D}}，最后可得简化了的 DFA 为：

	0	1
->A	B	A
B	D	B
*D	D	A

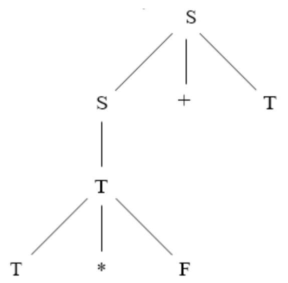
➢ 第四章

1. 设文法 G=（{S, T, F}, {(,), + , *, a}, P, S）。其中生成式如下：

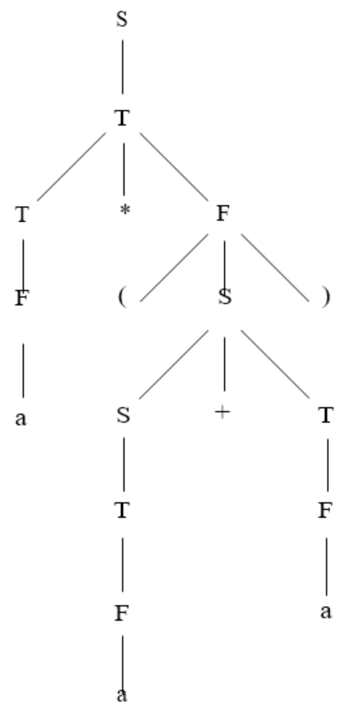
$$S \to S + T$$
$$S \to T$$
$$T \to T * F$$
$$T \to F$$
$$F \to (S)$$
$$F \to a$$

给出下列句型的推导树

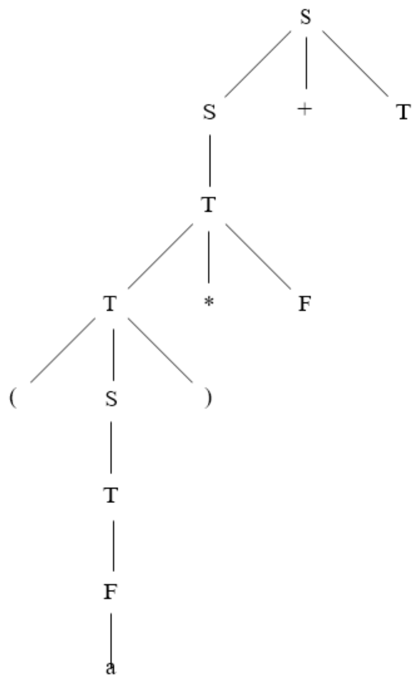
（1）　T * F + T



（2）　a * (a + a);



（3）　(a) * F + T;



2. 设文法 G=（{E, T, F}, {(,), *,/,-, b}, P, E）。中
   生成式如下：

$$E \rightarrow T \mid E+T \mid E-T$$
$$T \rightarrow F \mid T*F \mid T/F$$
$$F \rightarrow (E) \mid b$$

   求出 b + b/b 的最左推导

解：

最左推导：E→E+T→T+T→F+T→b+T→b+T/F→b+F/F→b+b/F→b+b/b

最右推导：E→E+T→E+T/F→E+T/b→E+F/b→E+b/b→T+b/b→F+b/b→b+b/b

3． 证明文法 G = {{S}, {a, b}, P, S} 是二义的，其中生成式 P 如下：S → aSbS | aS | a

解：题中文法是二义的，因为对于句型 *aaaba*，有两棵不同的推导树，如下所示

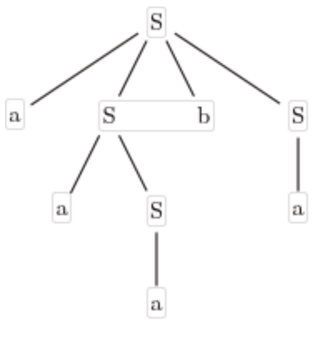


图 1: (a)

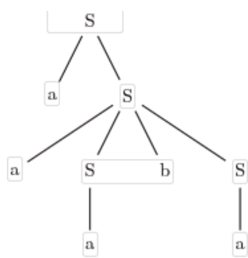


图 2: (b)

6 请分别构建产生下列语言的上下文无关语言

(1)：$\{1^n0^m \mid n \geq m \geq 1\}$;

设上下文无关语法 G= (N, T, P, S), 其中：

N = {S, A, B}
T = {0, 1}

生成式 P 如下：

S → 1S0|1S|10

(3)：$\{1^n 1^n 1^m 0^m \mid n, m \geqslant 1\}$;

设上下文无关语法 G= (N, T, P, S), 其中：

N = {S, A, B}
T = {0, 1}

生成式 P 如下：

S → AB
A → 1A0 | 10
B → 1B0 | 10

(5): 字母表{1，2，3}上的所有正则表达式

设上下文无关语法 G= (N, T, P, S), 其中：

N = {S, A, B}
T = {0, 1}

生成式 P 如下：

S → 1S |2S | 3S | 1 | 2 | 3

注：将正则表达式写成加、乘、星号闭包等运算形式也算对，具体答案略。

8.把下列文法 G_1 和 G_2，分别变换为没有无用符号，且与其等价的上下文无关文法。
(1) G_1
S → ED
C → CE | DC
D → a
E → aC | b
解：由题：S,D,E 为有用非终结符，删去有关 C 的生成式，得：G1:S→ED,D→a,E→b

(2) G_1
S → D | C
D → aC | bS | b
C → DC | Ca
E → DS | b

解： 由题：S,D,E 为有用非终结符，删去有关 C 的生成式，得：G2:S→D,D→bS|b,E→DS|b.
又 E 不可达，删去有关 E 得生成式，得：G2:S→D,D→bS|b

9．把下列文法变换为无 ε 生成式的等价文法：

$S \rightarrow DCE, D \rightarrow CC \mid \varepsilon, C \rightarrow EE \mid b, E \rightarrow DD \mid a$

解：由题：N’={S,C,D,E},因为 S∈N’，所以 P1 中加入生成式:S1→S|ε,变换后的无 ε 生成式的等价文法为：G1={N1,T,P1,S1}

N1={S1,S,C,D,E}

P1:S1→S|ε S→DCE|CE|DE|CE|D|C|E,D→CC|C,C→EE|E|b, E→DD|D|a

10. 把下列文法变换为无 ε 生成式、无单生成式和没有无用符号的等价文法：

$S \rightarrow A_1 \mid A_2, A_1 \rightarrow A_3 \mid A_4, A_2 \rightarrow A_4 \mid A_5, A_3 \rightarrow S \mid b \mid \varepsilon, A_4 \rightarrow S \mid a,\ A_5 \rightarrow S \mid d \mid \varepsilon$

解：⑴ 由算法 3，变换为无 ε 生成式：

$N' = \{ S, A_1,A_2,A_3,A_4,A_5 \}$

$G_1 = (\{ S_1,S, A_1,A_2,A_3,A_4,A_5 \} , \{ a,b,d \}, P_1 , S_1)$,其中生成式 P_1 如下：

$S_1 \rightarrow \varepsilon \mid S,$

$S \rightarrow A_1 \mid A_2,$

$A_1 \rightarrow A_3 \mid A_4,$

$A_2 \rightarrow A_4 \mid A_5,$

$A_3 \rightarrow S \mid b,$

$A_4 \rightarrow S \mid a,$

$A_5 \rightarrow S \mid d,$

⑵ 由算法 4，消单生成式：

$N_{S1} = \{ S_1,S,A_1,A_2,A_3,A_4, A_5 \},$

$N_S = N_{A1} = N_{A2} = N_{A3} = N_{A4} = N_{A5} = \{ S, A_1,A_2,A_3,A_4, A_5 \},$

运用算法 4，则 P_1 变为：

$S1 \rightarrow a \mid b \mid d \mid \varepsilon$,

$S \rightarrow a \mid b \mid d,$

$A_1 \rightarrow a \mid b \mid d,$

$A_2 \rightarrow a \mid b \mid d,$

$A_3 \rightarrow a \mid b \mid d,$

$A_4 \rightarrow a \mid b \mid d,$

$A_5 \rightarrow a \mid b \mid d$

⑶ 由算法 1 和算法 2，消除无用符号，得到符合题目要求的等价文法：

$G_1 = (\{ S_1 \} , \{ a,b,d \} , P_1 , S_1)$ ，其中生成式 P_1 为：$S_1 \rightarrow a \mid b \mid d \mid \varepsilon$.

11. 设 2 型文法 $G = (\{ S,A,B,C,D,E,F \} , \{ a,b,c \} , P , S)$，其中 P：

$S \rightarrow ASB \mid \varepsilon ; A \rightarrow aAS \mid a ; B \rightarrow SBS \mid A \mid bb$

试将 G 变换为无 ε 生成式, 无单生成式, 没有无用符号的文法, 再将其转换为 Chomsky 范式.

解：⑴ 由算法 3，变换为无 ε 生成式：

$N' = \{ S \}$

由 $S \rightarrow ASB$ 得出 $S \rightarrow ASB \mid AB$,

由 $A \rightarrow aAS$ 得出 $A \rightarrow aAS \mid aA$,

由 $B \rightarrow SBS$ 得出 $B \rightarrow SBS \mid SB \mid BS \mid B$,

由 $S \in N'$ 得出 $S_1 \rightarrow \varepsilon \mid S$,

因此无 ε 的等效文法 G_1 = ({ S_1,S,A,B } , { a,b,d } , P_1 , S_1) ,其中生成式 P_1 如下：

$S_1 \to \varepsilon \mid S$,

$S \to ASB \mid AB$,

$A \to aAS \mid aA \mid a$,

$B \to SBS \mid SB \mid BS \mid B \mid A \mid bb$,

⑵ 由算法 4，消单生成式：

N_{S1} = { S_1,S } , N_S = { S } , N_A = { A } , N_B = { A,B }

由于 $S \to ASB \mid AB \in P$ 且不是单生成式,故 P_1 中有 $S_1 \to \varepsilon \mid ASB \mid AB$,

同理有 $S \to ASB \mid AB$, $A \to aAS \mid aA \mid a$, $B \to SBS \mid SB \mid BS \mid aAS \mid aA \mid a \mid bb$,

因此生成的无单生成式等效文法为

G_1 = ({ S_1,S, A,B } , { a,b } , P_1 , S_1) ,其中生成式 P_1 如下：

$S_1 \to \varepsilon \mid ASB \mid AB$,

$S \to ASB \mid AB$,

$A \to aAS \mid aA \mid a$,

$B \to SBS \mid SB \mid BS \mid aAS \mid aA \mid a \mid bb$,

⑶ 由算法 1 和算法 2，消除无用符号(此题没有无用符号)；

⑷ 转化为等价的 Chomsky 范式的文法:

将 $S1 \to ASB$ 变换为 $S1 \to AC$, $C \to SB$,

将 $S \to ASB$ 变换为 $S \to AC$,

将 $A \to aAS \mid aA$ 变换为 $A \to ED \mid EA$, $D \to AS$, $E \to a$,

将 $B \to SBS \mid aAS \mid aA \mid a \mid bb$, 变换为 $B \to CS \mid ED \mid EA \mid FF$, $F \to b$,

⑸ 由此得出符合题目要求的等价文法：

G_1 = ({ S_1,S, A,B,C,D } , { a,b } , P_1 , S_1) ,其中生成式 P_1 如下：

$S_1 \to \varepsilon \mid AC \mid AB$,

$S \to AC \mid AB$,

$A \to ED \mid EA \mid a$,

$B \to CS \mid SB \mid BS \mid ED \mid EA \mid a \mid FF$,

$C \to SB$,

$D \to AS$,

$E \to a$,

$F \to b$.

15. 将下列文法变换为等价的 Greibach 范式文法:

⑴ $S \to DD \mid a$, $D \to SS \mid b$

解: 将非终结符排序为 S,D,S 为低位,D 为高位,

对于 $D \to SS$,用 $S \to DD \mid a$ 代入得 $D \to DDS \mid aS \mid b$,

用引理 4.2.4,变化为 $D \to aS \mid b \mid aSD' \mid bD'$, $D' \to DS \mid DSD'$,

将 D 生成式代入 S 生成式得 $S \to aSD \mid bD \mid aSD'D \mid bD'D \mid a$,

将 D 生成式代入 D’生成式得

$D' \to aSS \mid bS \mid aSD'S \mid bD'S \mid aSS D' \mid bS D' \mid aSD'S D' \mid bD'S D'$,

由此得出等价的 Greibach 范式文法：

G_1 = ({ S,D,D’ } , { a,b } , P_1 , S) ,其中生成式 P_1 如下：

$S \to aSD \mid bD \mid aSD'D \mid bD'D \mid a$,

$D \to aS \mid b \mid aSD' \mid bD'$,

$D' \to aSS \mid bS \mid aSD'S \mid bD'S \mid aSS\,D' \mid bS\,D' \mid aSD'S\,D' \mid bD'S\,D'$.

(2) $A_1 \to A_3b \mid A_2a$, $A_2 \to A_1b \mid A_2A_2a \mid b$, $A_3 \to A_1a \mid A_3A_3b \mid a$

解: (1) 转化为等价的 Chomsky 范式的文法:

$A_1 \to A_3A_4 \mid A_2A_5$,

$A_2 \to A_1A_4 \mid A_2A_6 \mid b$,

$A_3 \to A_1A_5 \mid A_3A_7 \mid a$,

$A_4 \to b$,

$A_5 \to a$,

$A_6 \to A_2A_5$,

$A_7 \to A_3A_4$,

(2) 转化为等价的 Greibach 范式的文法:

将非终结符排序为 A_1, A_2, A_3, A_4, A_5 ,A_1 为低位 A_5 为高位,

①对于 $A_2 \to A_1A_4$,用 $A_1 \to A_3A_4 \mid A_2A_5$ 代入得 $A_2 \to A_3A_4A_4 \mid A_2A_5A_4 \mid A_2A_6 \mid b$,

用引理 4.2.4,变化为

$A_2 \to A_3A_4A_4 \mid b \mid A_3A_4A_4A_2' \mid bA_2'$,

$A_2' \to A_5A_4A_2' \mid A_6A_2' \mid A_5A_4 \mid A_6$,

②对于 $A_3 \to A_1A_5$,用 $A_1 \to A_3A_4 \mid A_2A_5$ 代入得 $A_3 \to A_3A_4A_5 \mid A_2A_5A_5 \mid A_3A_7 \mid a$,

A_3 生成式右边第一个字符仍是较低位的非终结符,将 A_2 生成式代入 A_3 生成式得

$A_3 \to A_3A_4A_5 \mid A_3A_4A_4A_5A_5 \mid bA_5A_5 \mid A_3A_4A_4A_2'A_5A_5 \mid bA_2'A_5A_5 \mid A_3A_7 \mid a$,

用引理 4.2.4,变化为

$A_3 \to bA_5A_5 \mid bA_2'A_5A_5 \mid a \mid bA_5A_5A_3' \mid bA_2'A_5A_5A_3' \mid aA_3'$,

$A_3' \to A_4A_5 \mid A_4A_4A_5A_5 \mid A_4A_4A_2'A_5A_5 \mid A_7 \mid A_4A_5A_3' \mid A_4A_4A_5A_5A_3' \mid A_4A_4A_2'A_5A_5A_3' \mid A_7A_3'$,

③对于 $A_6 \to A_2A_5$,将 A_2 生成式代入 A_6 生成式得

$A_6 \to A_3A_4A_4A_5 \mid bA_5 \mid A_3A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5$,

A_6 生成式右边第一个字符仍是较低位的非终结符,将 A_3 生成式代入 A_6 生成式得

$A_6 \to bA_5A_5A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_5 \mid aA_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_4A_4A_2'A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5 \mid bA_5$,

④对于 $A_7 \to A_3A_4$, 将 A_3 生成式代入 A_7 生成式得

$A_7 \to bA_5A_5A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_4 \mid aA_4 \mid bA_5A_5A_3'A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4 \mid aA_3'A_4$,

⑤将 A_5, A_6 生成式代入 A_2' 生成式得

$A_2' \to aA_4A_2' \mid bA_5A_5A_4A_4A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_5A_2' \mid aA_4A_4A_5A_2' \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_5A_2' \mid aA_3'A_4A_4A_5A_2' \mid bA_5A_5A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid aA_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid aA_3'A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_2' \mid bA_5A_2' \mid aA_4 \mid bA_5A_5A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_5 \mid aA_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_4A_4A_2'A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5 \mid bA_5$,

将 A_4, A_7 生成式代入 A_3' 生成式得

$A_3' \to aA_5 \mid aA_4A_5A_5 \mid aA_4A_2'A_5A_5 \mid aA_5A_3' \mid aA_4A_5A_5A_3' \mid aA_4A_2'A_5A_5A_3' \mid bA_5A_5A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_4 \mid aA_4 \mid bA_5A_5A_3'A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4 \mid aA_3'A_4 \mid bA_5A_5A_4A_3' \mid$

$bA_2'A_5A_5A_4A_3' \mid aA_4A_3' \mid bA_5A_5A_3'A_4A_3' \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_3' \mid aA_3'A_4A_3'$,

(3) 由此得出等价的 Greibach 范式文法:

$G_1 = (\{S,D,D'\}, \{a,b\}, P_1, S)$,其中生成式 P_1 如下:

$A_1 \to A_3A_4 \mid A_2A_5$,

$A_2 \to A_3A_4A_4 \mid b \mid A_3A_4A_4A_2' \mid bA_2'$,

$A_3 \to bA_5A_5 \mid bA_2'A_5A_5 \mid a \mid bA_5A_5A_3' \mid bA_2'A_5A_5A_3' \mid aA_3'$,

$A_4 \to b$,

$A_5 \to a$,

$A_6 \to bA_5A_5A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_5 \mid aA_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_4A_4A_2'A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5 \mid bA_5$,

$A_7 \to bA_5A_5A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_4 \mid aA_4 \mid bA_5A_5A_3'A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4 \mid aA_3'A_4$,

$A_2' \to aA_4A_2' \mid bA_5A_5A_4A_4A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_5A_2' \mid aA_4A_4A_5A_2' \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_5A_2' \mid aA_3'A_4A_4A_5A_2' \mid bA_5A_5A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid aA_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid aA_3'A_4A_4A_2'A_5A_2' \mid bA_2'A_5A_2' \mid bA_5A_2' \mid aA_4 \mid bA_5A_5A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_5 \mid aA_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_5 \mid bA_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_4A_4A_2'A_5 \mid bA_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid aA_3'A_4A_4A_2'A_5 \mid bA_2'A_5 \mid bA_5$,

$A_3' \to aA_5 \mid aA_4A_5A_5 \mid aA_4A_2'A_5A_5 \mid aA_5A_3' \mid aA_4A_5A_5A_3' \mid aA_4A_2'A_5A_5A_3' \mid bA_5A_5A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_4 \mid aA_4 \mid bA_5A_5A_3'A_4 \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4 \mid aA_3'A_4 \mid bA_5A_5A_4A_3' \mid bA_2'A_5A_5A_4A_3' \mid aA_4A_3' \mid bA_5A_5A_3'A_4A_3' \mid bA_2'A_5A_5A_3'A_4A_3' \mid aA_3'A_4A_3'$.

20. 构造与下列文法等价的 PDA。

1) $S \to 0BB \mid 1AA$

$B \to 0BB \mid 0A \mid 0$

$D \to 1BA \mid \varepsilon$

ε,S/0BB

ε,S/1AA

ε,A/1BA

ε, A/ ε

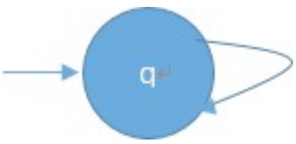
ε,B/0BB

ε,B/ 0A

ε,B/ 0

1, 1/ε

0, 0/ε



1) $S \to 0BcB \mid 1AAd$

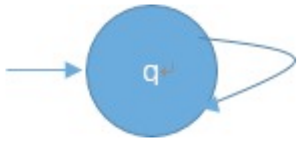
$B \to 0B0 \mid D0 \mid \varepsilon$

$A \to 11A \mid \varepsilon$

$D \to d$

ε,S/0BcB

ε,S/1AAd



21. 给出产生语言 $L = \{ a^i b^j c^k \mid i , j , k \geq 0$ 且 $i = j$ 或者 $j = k \}$的上下文无关文法.你给出的文法是否具有二义性?为什么?

解：G=({S,A,B,C,D,E},{a,b,c}，P，S)

P：$S \to AD \mid EB, A \to aAb \mid \varepsilon , B \to bBc \mid \varepsilon , D \to cD \mid \varepsilon , E \to aE \mid \varepsilon$

文法具有二义性。

因为当句子 ω 中 a,b,c 个数相同时，对于 ω 存在两个不同的最左(右)推导。

如 abc∈L，存在两个不同的最左推导 $S\Rightarrow AD\Rightarrow aAbD\Rightarrow abD\Rightarrow abcC\Rightarrow abc$ 及 $S\Rightarrow EB\Rightarrow aEB\Rightarrow aB\Rightarrow abBc\Rightarrow abc$ 。

22. 设下推自动机 $M = (\{q_0,q_1\},\{a,b\},\{Z_0,X\}, \delta , q_0, Z_0, \Phi)$,其中 δ 如下:

$\delta(q_0,b, Z_0) = \{(q_0, XZ_0)\}$, $\delta(q_0, \varepsilon , Z_0) = \{(q_0, \varepsilon)\}$,A

$\delta(q_0,b, X) = \{(q_0, XX)\}$, $\delta(q_1,b, X) = \{(q_1, \varepsilon)\}$,

$\delta(q_0,b, X) = \{(q_1, X)\}$, $\delta(q_1,a, Z_0) = \{(q_0, Z_0)\}$,

试构造文法 G 产生的语言 L (G) = L(M).

解：在 G 中,N = { $[q_0,Z_0,q_0]$, $[q_0,Z_0,q_1]$, $[q_0,X,q_0]$, $[q_0,X,q_1]$, $[q_1,Z_0,q_0]$, $[q_1,Z_0,q_1]$, $[q_1,X,q_0]$, $[q_1,X,q_1]$ } .

(1) S 生成式有

$S \to [q_0,Z_0,q_0]$,

$S \to [q_0,Z_0,q_1]$,

根据 $\delta(q_0,b, Z_0) = \{(q_0, XZ_0)\}$,则有

$[q_0,Z_0,q_0] \to b[q_0,X,q_0] [q_0,Z_0,q_0]$,

$[q_0,Z_0,q_0] \to b[q_0,X,q_1] [q_1,Z_0,q_0]$,

$[q_0,Z_0,q_1] \to b[q_0,X,q_0] [q_0,Z_0,q_1]$,

$[q_0,Z_0,q_1] \to b[q_0,X,q_1] [q_1,Z_0,q_1]$,

因为有 $\delta(q_0,b, X) = \{(q_0, XX)\}$,则有

$[q_0,X,q_0] \to b[q_0,X,q_0] [q_0,X,q_0]$,

$[q_0, X,q_0] \to b[q_0,X,q_1] [q_1, X,q_0]$,

$[q_0, X,q_1] \to b[q_0,X,q_0] [q_0, X,q_1]$,

$[q_0, X,q_1] \to b[q_0,X,q_1] [q_1, X,q_1]$,

因为有 $\delta(q_0,a, X) = \{(q_1, X)\}$,则有

$[q_0,X,q_0] \to a[q_1,X,q_0]$,

$[q_0,X,q_1] \to a[q_1,X,q_1]$,

因为有 $\delta(q_1,a, Z_0) = \{(q_0, Z_0)\}$,则有

$[q_1,Z_0,q_0] \to a[q_0,Z_0,q_0]$,

$[q_1,Z_0,q_1] \to a[q_0,Z_0,q_1]$,

因为有 $\delta(q_0, \varepsilon, Z_0) = \{(q_0, \varepsilon)\}$,则有

$[q_0,Z_0,q_0] \to \varepsilon$,

因为有 $\delta(q_1,b, X) = \{(q_1, \varepsilon)\}$,则有

$[q_1,X,q_1] \to b$

(2) 利用算法 1 和算法 2,消除无用符号后,得出文法 G 产生的语言 L(G) = { N,T,P,S }

其中 $N = \{ S,[q_0,Z_0,q_0],[q_1,Z_0,q_0],[q_1,X,q_1], [q_0,X,q_1] \}$,T = { a,b },生成式 P 如下:

$S \to [q_0,Z_0,q_0]$,

$[q_0,Z_0,q_0] \to b[q_0,X,q_1] [q_1,Z_0,q_0]$,

$[q_0, X,q_1] \to b[q_0,X,q_1] [q_1, X,q_1]$,

$[q_0,X,q_1] \to a[q_1,X,q_1]$,

$[q_1,Z_0,q_0] \to a[q_0,Z_0,q_0]$,

$[q_0,Z_0,q_0] \to \varepsilon$,

$[q_1,Z_0,q_1] \to b$.

23. 用泵浦引理证明下列语言不是 CFL:

(1) $\{ 0^n1^m \mid n=m^2 \}$;

证明: 假设 L 是上下文无关语言, 由泵浦引理, 取常数 p, 当 $w \in L$ 且 $|w| \ge p$ 时, 可取 $w = 0^{p*p}1^p(k\ge p; k\ne 1)$, 将 w 写为 $w = w_1w_2w_0w_3w_4$, 同时满足 $|w_2w_0w_3| \le p$, 且 $|w_2w_3| = j \ge 1$,

(1) 如果 w_2、w_3 只含有 0 或 1, 那么 $w_1w_2^iw_0w_3^iw_4$ 中当 $i \ne 1$ 时一定会出现 0 的个数和 1 的个数不是平方的关系, 矛盾。

(2) 如果 w_2、w_3 分别包含 0、1, 不妨设 $w_2=0^j$, $w_3=1^k$ 并且 $1<j+k\le p$; 则 $i=p^2+1$ 时 $w_1w_2^i w_0w_3^iw_4=0^{p*p+p*p*j}1^{p+p*p*k}$,这不是语言中的句子, 与假设矛盾, 故 L 不是上下文无关语言

(2) $\{ 0^n \mid n$ 为素数 $\}$;

证明: 假设 L 是上下文无关语言, 由泵浦引理, 取常数 p, 当 $w \in L$ 且 $|w| \ge p$ 时, 可取 $w = 0^k\ (k\ge p; k\ne 1)$, 将 w 写为 $w = w_1w_2w_0w_3w_4$, 同时满足 $|w_2w_0w_3| \le p$, 且 $|w_2w_3| = j \ge 1$, 则当 $i = k + 1$ 时, $|w_1w_2^iw_0w_3^iw_4| = k + (i-1) * j = k + k * j = k * (1 + j)$,$k*(1+j)$ 至少包含因子 k 且 $k\ne1$, 因此必定不是质数, 即 $w_1w_2^iw_0w_3^iw_4$ 不属于 L. 这与假设矛盾, 故 L 不是上下文无关语言

(3) $\{ 0^n 1^n 2^n \mid n\ge0 \}$.

证明: 假设 L 是上下文无关语言, 由泵浦引理, 取常数 p, 当 $w \in L$; $|w| \ge p$ 时, 可取 $w =$

$0^k1^k2^k(k\geq p)$,将 w 写为 $w=w_1w_2w_0w_3w_4$，同时满足$|w_2w_0w_3|\leq p$

(1)w_2 和 w_3 不可能同时分别包含 0 和 2，因为在这种情况下，有$|w_2w_0w_3|>p$;

(2) 如果 w_2 和 w_3 都只包含 0 (1 或 2) ，即 $w_2w_0w_3=0^j(1^j, 2^j)(j\leq p)$，则当 $i\neq1$ 时，$w_1w_2^i w_0w_3^iw_4$ 中会出现 0,1,2 的个数不再相等;

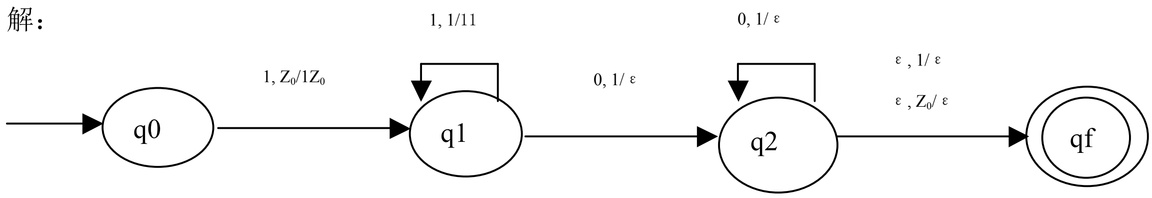
(3) 如果 w_2 和 w_3 分别包含 0 和 1 (1 和 2)，$w_1w_2^iw_0w_3^iw_4$ 中会出现 0,1 的个数与 2 的不等;

这些与假设矛盾，故 L 不是上下文无关语言

25.设计 PDA 接受下列语言(注意:不要求为确定的)

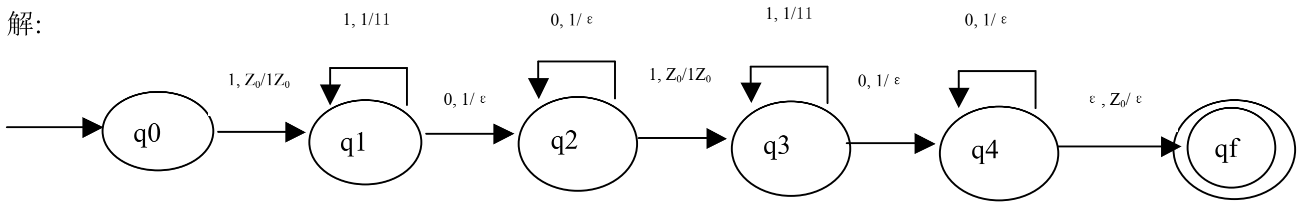
(1) $\{1^n0^m \mid 1\leq m\leq n\}$;

解：



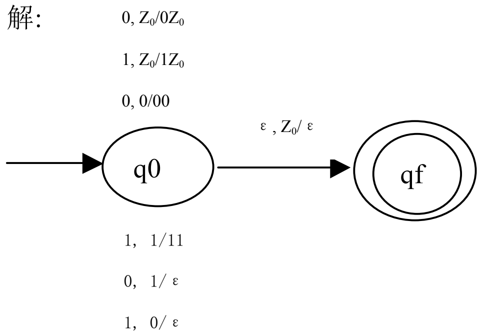
(3) $\{1^n0^n1^m0^m \mid m\geq1\}$;

解:



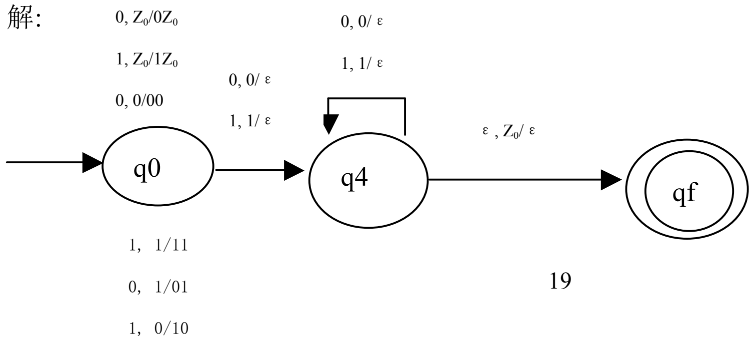
(5) {含有相同个数的 0 和 1 的所有的 0,1 串;

解:



(7) $\{ww^T \mid w\in\{0,1\}^*\}$;

解:



➢ 第五章

1. 考虑如下的图灵机 $M = (\{q_0, q_1, q_f, \},\{0,1\},\{0,1,B\}, \delta , q_0,B,\{ q_f \})$,其中 δ 定义为:

   $\delta(q_0,0) = \{(q_1,1,R)\}$, $\delta(q_1,1) = \{(q_0,0,R)\}$, $\delta(q_1,B) = \{(q_f,B,R)\}$,

   非形式化但准确地描述该图灵机的工作过程及其所接受的语言.

解: 开始时,M 的带上从左端起放有字符串 $0(10)^i$ $(i\geqslant 0)$,后跟无限多个空白符 B.M 的第一次动作先读到第一个 0,并改写为 1;然后右移,如果找到第一个 1,则改写为 0,并继续向右寻找下一个 0,这样重复进行.当向右寻找 1 的时候,找到一个空白符 B,则结束.

该图灵机所接受的语言 $L(M) = \{ 0(10)^i \mid i\geqslant 0 \}$.