6.3.2. 构造以空栈方式接受的 PDA $P=(\{q\},\{a,b\},\{S,A,a,b\},\delta,q,S)$

其中 δ: $\delta(q,\varepsilon,S)=\{(q,aAA)\}$, $\delta(q,\varepsilon,A)=\{(q,aS),(q,bS),(q,a)\}$, $\delta(q,a,a)=\delta(q,b,b)=\{(q,\varepsilon)\}$

6.3.4 构造 CFG $G=\{V,\{0,1\},P,S\}$

其中 $V=\{S,[qZ_0q],[qZ_0p],[pZ_0q],[pZ_0p],[qXq],[qXp],[pXq],[pXp]\}$

则有 P: (1) $S\to[qZ_0q]$, $S\to[qZ_0p]$

(2) $[qZ_0q]\to 0[qXq][qZ_0q]$, $[qZ_0p]\to 0[qXq][qZ_0p]$

$[qZ_0q]\to 0[qXp][pZ_0q]$, $[qZ_0p]\to 0[qXp][pZ_0p]$

(3) $[qXq]\to 0[qXq][qXq]$, $[qXp]\to 0[qXq][qXp]$

$[qXq]\to 0[qXp][pXq]$, $[qXp]\to 0[qXp][pXp]$

(4) $[qXq]\to 1[qXq]$, $[qXp]\to 1[qXp]$

(5) $[qXp]\to\varepsilon$

(6) $[pXp]\to\varepsilon$

(7) $[pXp]\to 1[pXp][pXp]$, $[pXq]\to 1[pXp][pXq]$

$[pXp]\to 1[pXq][qXp]$　$[pXq]\to 1[pXq][qXq]$

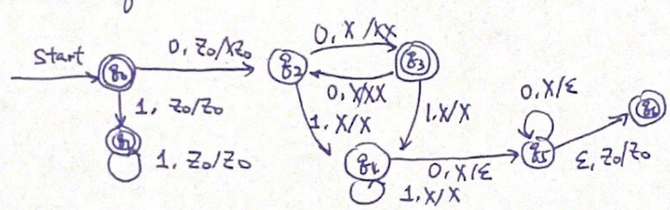
(8) $[pZ_0p]\to 1$

6.3.5(c) 先写出符合条件的 CFG，$S\to 0S1\mid 0S11\mid\varepsilon$

则构造接受空栈方式的 PDA $P=(\{q\},\{0,1\},\{S,0,1\},\delta,q,S)$

其中 $\delta(q,\varepsilon,S)=\{(q,\varepsilon),(q,0S1),(q,0S11)\}$, $\delta(q,0,0)=\delta(q,1,1)=\{(q,\varepsilon)\}$

6.4.2(c)



6.4.3(a) 若 DPDA P 以空栈方式接受字串 w 和 wa, $(a\neq\varepsilon)$，此时 N(P) 没有前缀性质，对于某些状态 q，可以推出 $(q_0,waZ_0)\vdash^*(q,a,\varepsilon)$，由于 $a\neq\varepsilon$，故不存在一个状态 p 使得 $(q,a,\varepsilon)\vdash^*(p,\varepsilon,\varepsilon)$

由此知 $wa\notin N(P)$，矛盾！故 L 具有前缀性质。

6.4.3(b) 对 P 修改，增加初态 q_0'，初始栈 Z_0' 终止态 q_f'

增加转移 $\delta(q_0',\varepsilon,Z_0')=\{(q_0,Z_0Z_0')\}$，以及对所有状态 q，加上 $\delta(q,\varepsilon,Z_0')=\{(q_f,Z_0')\}$

6.4.3 (c) P加入初始状态q_0'，初始栈Z_0'，增加$\delta(q_0',\varepsilon,Z_0')=\{(q_0,Z_0Z_0')\}$，避免P'被空栈接受

P添加一个状态q_f'，对于任意栈元素X，$\delta(q_f',\varepsilon,X)=\{(q_f',\varepsilon)\}$

由此，当P'进入接受状态时，P进入q_f'，又L(P')具有前缀属性，因此所有能到达P'终态的字符串在P中空栈接受。

7.1.3 (a) 所有符号S,A,B,C都是可致空的，故消去ε-产生式后得到：

$A\to C$，$B\to S|A$，$C\to S$，$S\to 0A0|00|1B1|11|BB|B$

(b) 单元偶对有：(A,A)(B,B),(C,C),(S,S),(A,C),(A,S),(A,B),(B,A)(B,C)(B,S)(C,A)(C,B)(C,S)(S,A)(S,B,S,C)

消去单元产生式，有

$S\to 0A0|1B1|00|11|BB$

$A\to 0A0|1B1|00|11|BB$

$B\to 0A0|1B1|00|11|BB$

$C\to 0A0|1B1|00|11|BB$

(c)(d) 消去无用符C，引入非终结符C,D，有

$S\to CAC|DBD|CC|DD|BB$

$A\to CAC|DBD|CC|DD|BB$

$B\to CAC|DBD|CC|DD|BB$

$C\to 0$，$D\to 1$

引入非终结符E,F，则

$S\to EC|FD|CC|DD|BB$

$E\to CA$，$F\to DB$，$C\to 0$，$D\to 1$.

$A\to EC|FD|CC|DD|DB$

$B\to EC|FD|CC|DD|DB$ 为所求.

7.1.9 (b) 先证明得到的都是可达符号

基础) S属于此集合，故S是可达的，

归纳) 设A是可达符号，则有$A\to\alpha$，令X为α中符号，则$X\in(V\cup T)$，且$\exists\beta,\gamma\in(V\cup T)^*$使得$\alpha=\beta X\gamma$，又因为A是可达的，故∃产生式$S\overset{*}{\Rightarrow}\beta'A\gamma'=\beta'\beta X\gamma\gamma'$，即X也是可达符号。

再证明所有可达符可由此算法得到，若X是可达的，则必有$S\overset{*}{\Rightarrow}\beta X\gamma$，其中$\beta,\gamma\in(V\cup T)^*$

归纳算法步数n

基础) 当n=0，则$S=\beta X\gamma$，只有X=S，是可以产生的。

归纳) 假设最后一步推导为$\beta'A\gamma'\Rightarrow\beta X\gamma$，使用了$A\to\beta''X\gamma''$ ($\beta=\beta'\beta''$, $\gamma=\gamma'\gamma''$)

由于$S\overset{*}{\Rightarrow}\beta'A\gamma'$的步数小于n，则A可产生，故X也可产生！