《编译原理》习题解答：

第一次作业：

P14　2、何谓源程序、目标程序、翻译程序、汇编程序、编译程序和解释程序？它们之间可能有何种关系？

答：被翻译的程序称为源程序；

翻译出来的程序称为目标程序或目标代码；

将汇编语言和高级语言编写的程序翻译成等价的机器语言，实现此功能的程序称为翻译程序；

把汇编语言写的源程序翻译成机器语言的目标程序称为汇编程序；

解释程序不是直接将高级语言的源程序翻译成目标程序后再执行，而是一个个语句读入源程序，即边解释边执行；

编译程序是将高级语言写的源程序翻译成目标语言的程序。

关系：汇编程序、解释程序和编译程序都是翻译程序，具体见 **P4** 图 **1.3**。

P14　3、编译程序是由哪些部分组成？试述各部分的功能？

答：编译程序主要由 **8** 个部分组成：（**1**）词法分析程序；（**2**）语法分析程序；（**3**）语义分析程序；（**4**）中间代码生成；（**5**）代码优化程序；（**6**）目标代码生成程序；（**7**）错误检查和处理程序；（**8**）信息表管理程序。具体功能见 **P7-9**。

P14　4、语法分析和语义分析有什么不同？试举例说明。

答：语法分析是将单词流分析如何组成句子而句子又如何组成程序，看句子乃至程序是否符合语法规则，例如：对变量 **x：= y** 符合语法规则就通过。语义分析是对语句意义进行检查，如赋值语句中 **x** 与 **y** 类型要一致，否则语法分析正确，语义分析则错误。

P15　5、编译程序分遍由哪些因素决定？

答：计算机存储容量大小；编译程序功能强弱；源语言繁简；目标程序优化程度；设计和实现编译程序时使用工具的先进程度以及参加人员多少和素质等等。

补充：**1**、为什么要对单词进行内部编码？其原则是什么？对标识符是如何进行内部编码的？

答：内部编码从“源字符串”中识别单词并确定单词的类型和值；原则：长度统一，即刻画了单词本身，也刻画了它所具有的属性，以供其它部分分析使用。对于标识符编码，先判断出该单词是标识符，然后在类别编码中写入相关信息，以表示为标识符，再根据具体标识符的含义编码该单词的值。

补充：**2**、赋值语句：　**A：= 5 * C** 的语法和语义指的是什么？

答：语法分析将检查该语句是否符合赋值语句规则，语义是指将 **5 * C** 的结果赋值为 **A** 。

第二次作业：

P38　1、设 T_1＝{11，010}，T_2＝{0，01，1001}，计算：T_2T_1，T_1^*，T_2^+。

T_2T_1＝{011，0010，0111，01010，100111，1001010}

T_1^*＝{ ε，11，010，1111，11010，01011，010010……}

T_2^+＝{0，01，1001，00，001，01001，010，0101……}

P38　3、令 A＝{0，1，2}，写出集合 A^+和 A^*的七个最短符号串。

A^+：0，1，2，00，01，02，10（有多种可能）

A^*：ε，0，1，2，00，01，02（有多种可能）

P38　5、试证明：$A^+＝A A^*＝A^*A$。

证明：$A^+＝A^1\cup A^2\cup\cdots\cdots\cup A^n\cup\cdots\cdots$

$A^*＝A^0$（即{ε}）$\cup A^+$

$A A^*＝A（A^0\cup A^+）＝A\cup A^2\cup A^3\cup A^4\cdots\cdots＝A^+＝A^+\cup A＝（A^0\cup A^+）A＝A^*A$（证毕）

P38　7、设有文法 G[S]：

S∷＝A

A∷＝B | IF A THEN A ELSE A

B∷＝C | B+C | +C

C∷＝D | C*D | *D

D∷＝X | (A) | -D　　　　试写出 V_N 和 V_T。

V_N＝{S，A，B，C，D}

V_T＝{IF，THEN，ELSE，+，*，X，(，)，-}

P38-39　8、设有文法 G[S]：

S∷＝aAb

A∷＝BcA | B

B∷＝idt | ε

试问下列符号串（1）**aidtcBcAb**（3）**ab**（5）**aidtcidtcidtb** 是否为该文法的句型或句子。

（1）**S⇒aAb⇒aBcAb⇒aidtcAb⇒aidtcBcAb**　句型但不是句子；

（3）**S⇒aAb⇒aBb⇒aεb⇒ab**　　是句型也是句子；

（5）**S⇒aAb⇒aBcAb⇒aidtcAb⇒aidtcBcAb⇒aidtcidtcBb⇒aidtcidtcidtb** 句型也是句子。

P39　10、给定文法：

S∷＝aB | bA

A∷＝aS | bAA | a

B∷＝bS | aBB | b　　　　该文法所描述的语言是什么？

L(G)＝{相同个数的 a 与 b 以任意次序连接而成的非空符号串}。

P39　11、试分别描述下列文法所产生的语言（文法开始符号为 S）：

（1）　**S∷＝0S | 01**

（2）　**S∷＝aaS | bc**

（3）　**S:: =aSd | aAd**

A:: =aAc | bc

（4）　**S:: =AB**

A:: =aAb | ab

B:: =cBd | ε

（1）　**L(G)＝{0^n1| n≥1}；**　　　{解题思路：将文法转换为正规表达式}

（2） L(G)＝{$a^{2n}bc$ | n≥0}；
（3） L(G)＝{$a^ibc^jd^k$ | i, j, k≥1, i=j+k-1}；或者 L(G)＝{$a^{j+k-1}bc^jd^k$ | j, k≥1}；
（4） L(G)＝{$a^nb^nc^md^m$ | m≥0, n≥1}。

P39 12、试分别构造产生下列语言的文法：

（1）{ ab^na | n=0，1，2，3……}
（2）{ a^nb^n | n=1，2，3，4……} 无法转换成正规表达式，因为 a 和 b 的个数相同
（3）{ aba^n | n≥1} 可以转换但慎用
（4）{ a^nba^m | n, m≥1} 可以转换但慎用
（5）{ $a^nb^mc^p$ | n，m，p≥0} 可以转换
（6）{ $a^mb^mc^p$ | m，p≥0} 无法转换

（1）G＝{V_N，V_T，P，S}，V_N＝{S，A }，V_T＝{a，b}，[可将其看成正规表达式 ab*a，再画出其状态转换图来求解]

P：S∷＝aAa　　或　　S∷＝aB
A∷＝bA | ε　　　　B∷＝bB | a

（2）G＝{V_N，V_T，P，S}，V_N＝{S}，V_T＝{a，b}，
P：S∷＝aSb | ε

（3）G＝{V_N，V_T，P，S}，V_N＝{S，A }，V_T＝{a，b}，
P：S∷＝abA　　或　　S∷＝Sa | aba
A∷＝aA | a

（4）G＝{V_N，V_T，P，S}，V_N＝{S，A }，V_T＝{a，b}，
P：S∷＝aS | abA　或　S∷＝aS | aA　A∷＝bZ　或　S∷＝aA　A∷＝bZ | aA
A∷＝aA | a　　　　Z∷＝aZ | a　　　　Z∷＝aZ | a

（5）G＝{V_N，V_T，P，S}，V_N＝{S，A ，B，C }，V_T＝{a，b，c}，
P：S∷＝ABC　　　S∷＝aS | bS | cS | ε
A∷＝aA | ε　　或
B∷＝bB | ε
C∷＝cC | ε

（6）G＝{V_N，V_T，P，S}，V_N＝{S，A }，V_T＝{a，b，c}，
P：S∷＝aSbA | ε
A∷＝cA | ε

第三次作业：

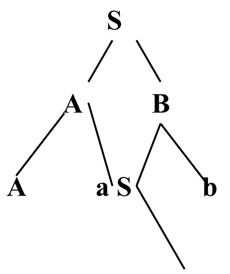
P39 15. 设文法 G 规则为：

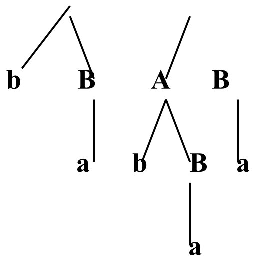
S:：=AB
B:：=a|Sb
A:：=Aa|bB

对下列句型给出推导语法树，并求出其句型短语，简单短语和句柄。

（2）baabaab　　(3)bBABb

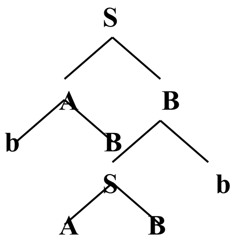
（2）





句型 **baabaab** 的短语 **a, ba, baa, baab, baabaab**，简单短语 **a**，句柄 **a**

（3）



短语 **bB, AB, ABb**，**bBABb**

简单短语 **bB, AB**，

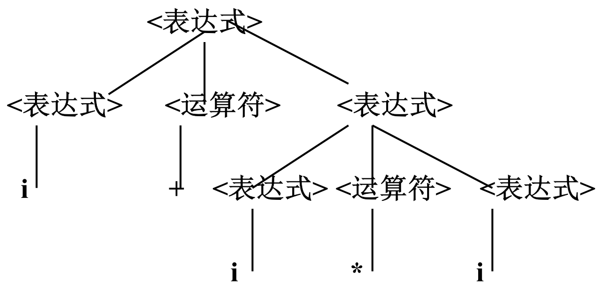
句柄 **bB**

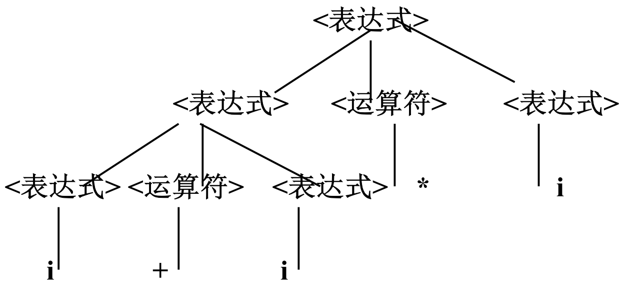
P40 18. 分别对 **i+i*i** 和 **i+i+i** 中每一个句子构造两棵语法树，从而证明下述文法 **G[**<表达式>**]** 是二义的。

<表达式>：：=**i**|(<表达式>)|<表达式><运算符><表达式>

<运算符>：：=+|-|*|/

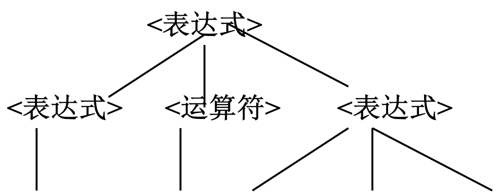
1. i+i*i

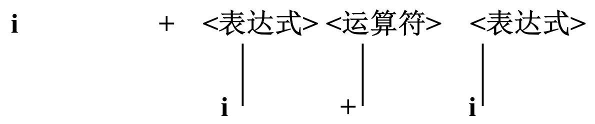


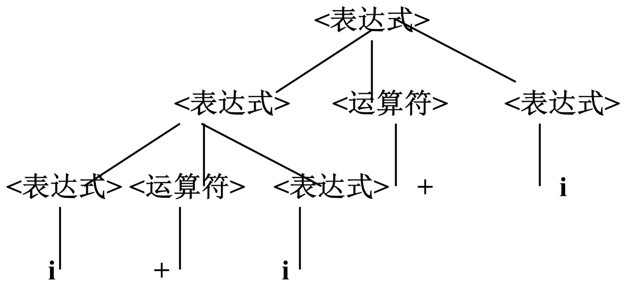


由于句子 **i+i*i** 可构造两棵不同的语法树，所以证明该文法是二义的。

2. i+i+i







由于句子 **i+i+i** 可构造两棵不同的语法树，所以证明该文法是二义的。

P40 19. 证明下述文法是二义的

1) **S::=iSeS|iS|i**

2) **S::=iEtS| iEtSeS|a** **E::=b** 存在句子 **ibtibtaeibta** 或者 **ibtibtaea** 有两颗不同的语法树

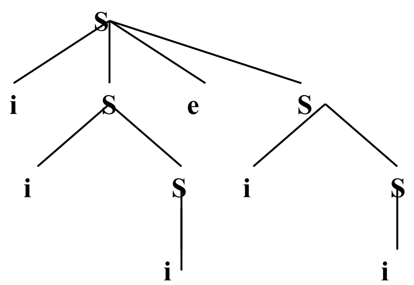
3) **S::=A|B**

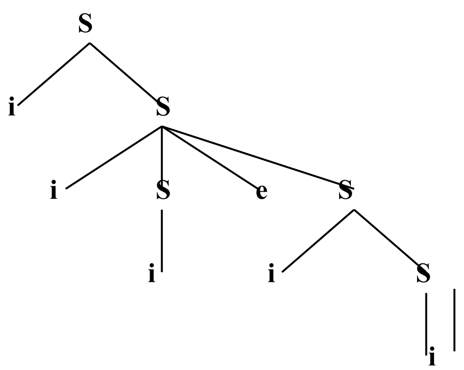
A::=aCbA|a

B::=BCC|a

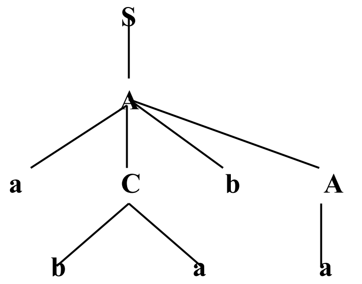
C::=ba **(**最简单的就是 **a** 为句型**)**

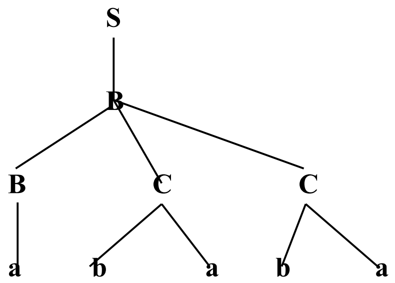
1) 对于句子 **iiieii** 可构造两棵不同的语法树，所以证明该文法是二义的。





3） 对于句子 **ababa** 可构造两棵不同的语法树，所以证明该文法是二义的。





P41 21. 令文法 **N::=D|ND**

D::=0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

给出句子 **0127，34，568** 最左推导和最右推导。

解：**0127** 的最左推导 **N=>ND=>NDD=>NDDD=>DDDD=>0DDD=>01DD=>012D=>0127**

0127 的最右推导 **N=>ND=>N7=>ND7=>N27=>ND27=>N127=>D127=>0127**

34 的最左推导 **N=>ND=>DD=>3D=>34**

34 的最右推导 **N=>ND=>N4=>D4=>34**

568 的最左推导 **N=>ND=>NDD=>DDD=>5DD=>56D=>568**

568 的最右推导 **N=>ND=>N8=>ND8=>N68=>D68=>568**

P41 23. 设有文法如下：

<目标>**::=V1**

V1::=V2|V1iV2

V2::=V3|V2+V3|iV3

V3::=)V1*|(

试分析句子**(,)(*, i(, (+(, (+(i(, (+)(i(*i(**。

解 <目标>**=> V1=>V2=>V3=>(**

<目标>**=> V1=>V2=>V3=>)V1*=>)V2*=>)V3*=>)(***

<目标>**=> V1=>V2=>iV3=>i(**

<目标>**=> V1=>V2=>V2+V3=>V3+V3=>(+V3=>(+(**

<目标>**=> V1=>V1iV2=> V1iV3=> V1i(=>V2i(=>V2+V3i(=>V2+(i(=>V3+(i(=>(+(i(**

<目标>**=> V1=>V1iV2=> V2iV2=> V2+V3iV2=> V3+V3iV2=> (+V3iV2=>(+)V1*iV2 =>(+) V1iV2*iV2=>(+) V2iV2*iV2=>(+) V3iV2*iV2=>(+) (iV2*iV2=>(+) (iV2*iV2=>(+) (iV3*iV2=>(+) (i(*iV2=>(+) (i(*iV3=>(+) (i(*i(**

P41 24. 下面文法那些是短语结构文法，上下文有关文法，上下文无关文法，及正规文法？

1.S::=aB B::= cB B::=b C::=c

2.S::=aB　B::=bC　　C::=c　　C::=ε

3.S::=aAb　aA::=aB　aA::=aaA　　B::=b　　A::=a

4.S::=aCd　aC::=B　　aC::=aaA　　B::=b

5.S::=AB　A::=a　　B::=bC　　B::=b　C::=c

6. S::=AB　A::=a　　B::=bC　　C::=c　C::=ε

7. S::=aA　S::= ε　A::=aA　A::=aB　A::=a　　B::=b

8. S::=aA　S::= ε　　A::=bAb　　A::=a

正规文法　　**1　2　7**　　或者　**1**

上下文无关文法　**5　6　8**　或者　**2　5　6　7　8**

上下文有关文法　**3**

短语结构文法　　**4**

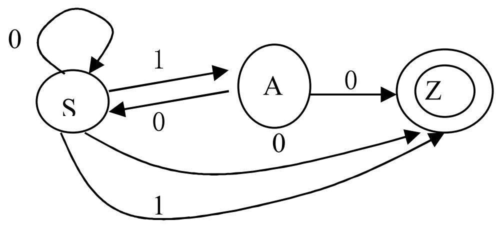
P41 26. 给出产生下列语言 **L**（**G**）**={W|W∈{0，1}$^+$**且 **W** 不含相邻 **1}**的正规文法。

G=({S, A, B}, {0, 1}, P, S)

P: S::=0|1|0S|1A

A::=0|0S

解题思路一：写出满足要求的符号串，例如 **0**，**1**，**00**，**01**，**10**，**000**，**101**，**010**，**001** 等，根据符号串从左至右的次序画出状态转换图，然后根据状态转换图来推导出文法。这将会得到 **S::=0|1|0S|1A|0Z|1Z**　**A::=0|0S|0Z** 经过分析其中 **Z** 为多余状态可删去。



解题思路二：写出其正规表达式**(0|10)*(10|0|1)**【如果仅有**(0|10)***的话推导不出 **1**，因为是连接关系，后面缺了 **10** 的话就会以 **1** 结尾，同样的道理还要推导出 **0**，所以得到此正规式】，画出转换系统，然后根据转换系统来推导出文法。也可以根据正规表达式直接写文法，例如正规表达式**(0|10)*(10|0|1)**可以看成是 **a*b**，推导出 **A::= (0|10)A|10|0|1**，即 **A::= 0A|1B|10|0|1**，其中 **B::=0A**，但是 **10** 此项不符合正规文法的选项，可以进行改写从而得到 **A::= 0A|1B|0|1**　　**B::=0A|0**。

P41 27. 给出一个产生下列语言 **L**（**G**）＝**{W|W∈{a,b}***且 **W** 中含 **a** 的个数是 **b** 个数两倍的前后文无关文法。

文法 **G=({S, A, B}, {a, b}, P, S)**

P:　S::=AAB|ABA|BAA|ε　　　　　　　**[非终结符号插位法]**

A::=aS

B::=bS

或者

S::=Saab|aSab|aaSb|aabS|Saba|aSba|abSa|abaS|Sbaa|bSaa|baSa|baaS|ε　**[终结符号插位法]**

或者

S::=aaB|aBa|Baa|ε　　　　　　**[非终结符号与终结符混合插位法]**

B::=SbS

P41 28. 给出一个产生下列语言 **L(G)={w | w∈{a, b, c}⁺**且 **w** 由相同个数的 **a**，**b**，**c** 组成的前后文有关文法。

文法 **G=({S, A, B}, {a, b, c}, P, S)**

P: **S::= ABC**

A::=aS | a

B::=bS | b

C::=cS | c

AB::=BA

BC::=CB

AC::=CA

P42 29. 用扩充的 **BNF** 表示以下文法规则：

1. **Z::=AB|AC|A**
2. **A::=BC|BCD|AXZ|AXY**
3. **S::=aABb|ab**
4. **A::=Aab|ε**

解:

1. **Z::=A（B|C|ε）::=A[B|C]**
2. **A::=BC（ε|D）|{X（Z|Y）}::= BC[D]|{X（Z|Y）}**
3. **A::=a((AB|ε)b) ::= a[AB]b**
4. **A::={ab|ε}::={ab}**

第四次作业：

P74 2. 什么叫超前搜索？扫描缓冲区的作用是什么？

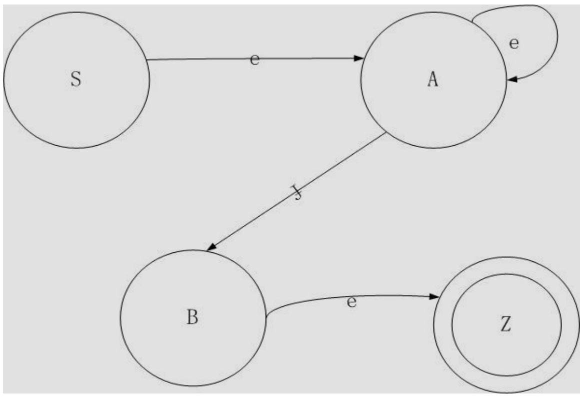
词法分析程序在识别单词的时候，为进一步判明情况，确定下一步要做什么，一般采用超前读字符的方法，称超前搜索，扫描缓冲区的作用是为了识别单词符号。

P74 4. 画出下列文法的状态图：

Z:：=Be

B:：=Af

A:：=e|Ae　　并使用该状态图检查下列句子是否该文法的合法句子：**f, eeff, eefe**。

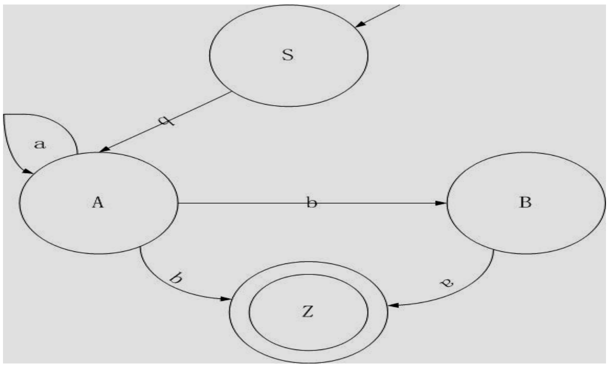


由状态图可知只有 **eefe** 是该文法的合法句子。

P74 5. 设右线性文法 **G=({S, A, B}, {a, b}, S, P)**，其中 **P** 组成如下：

S::=bA　A::=bB　A::=aA　A::=b　B::=a

画出该文法的状态转换图。



第五次作业：

P74 6. 构造下述文法 **G[Z]**的自动机，该自动机是确定的吗？它相应的语言是什么？

Z::=A0　A::=A0|Z1|0

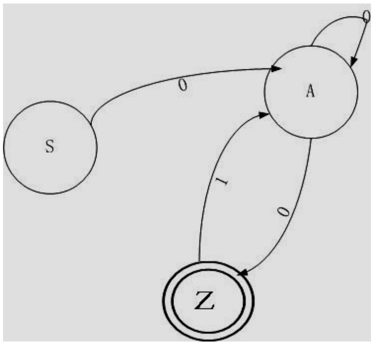
解 **1**：将左线性文法转换为右线性文法，由于在规则中出现了识别符号出现在规则右部的情形，因此不能直接使用书上的左右线性文法对应规则，可以引入非终结符号 **B**，将左线性文法变为 **Z::=A0　A::=A0|B1|0　B::=A0**，具体为：

$$\left\{\begin{array}{l}\mathbf{A := Z1} \\ \mathbf{Z := A0}\end{array}\right. \Rightarrow \mathbf{A := A01} \Rightarrow \left\{\begin{array}{l}\mathbf{A := B1} \\ \mathbf{B := A0}\end{array}\right.$$

将所得的新左线性文法转换成右线性文法：

此时利用书上规则，其对应的右线性文法为：**A::=0A|0B|0　Z::=0A　B::=1A**

解 **2**：先画出该文法状态转换图：



NFA=（{S，A，Z}，{0，1}，M，{S}，{Z}）

其中 **M**：　**M（S，0）={A}**　　**M（S，1）=ø**

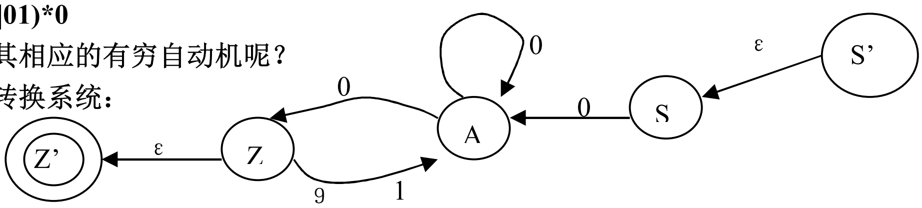
M（A，0）={A，Z}　　**M（A，1）=ø**

M（Z，0）=ø　　**M（Z，1）={A}**

显然该文法的自动机是非确定的；它相应的语言为：**{0，1}**上所有满足以 **00** 开头以 **0** 结尾且每个 **1** 必有 **0** 直接跟在其后的字符串的集合；也可以通过求解正规表达式得到 **A=0(0|01)*，Z=0(0|01)*0**

那么如何构造其相应的有穷自动机呢？

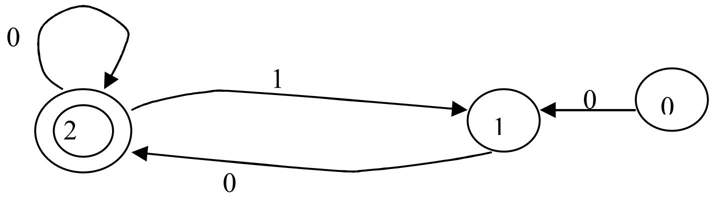
先构造其转换系统：



根据其转换系统可得状态转换集、状态子集转换矩阵如下表所示：**(其中 S’可以忽略，结果是一样的)**

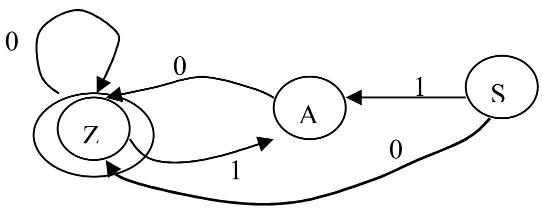
I	**I_0**	**I_1**	**S**	**0**	**1**
{S’, S}	**{A}**	Φ	**0**	**1**	Φ
{A}	**{A, Z, Z’}**	Φ	**1**	**2**	Φ
{A, Z, Z’}	**{A, Z, Z’}**	**{A}**	**2**	**2**	**1**

则其相应的 **DFA** 为：



P74 7. 构造一个 **DFA**，它接受**{0，1}**上所有满足下述条件的字符串，其条件是：字符串中每个 **1** 都有 **0** 直接跟在右边，然后，再构造该语言的正规文法。**【**其它解法可参考 **P41-26** 题**】**

解**(**一**)**：其状态转换图为 **(**状态 **S** 表示空串开始，状态 **A** 表明串的末尾是 **1**，状态 **Z** 表示串的末尾是 **0)**



DFA=（{S，A，Z}，{0，1}，M，S，{Z}）

其中 **M**：　**M（S，0）=Z**　　**M（S，1）= A**

M（A，0）=Z

M（Z，0）=Z　　**M（Z，1）=A**

该语言的正规文法 **G[Z]**为：

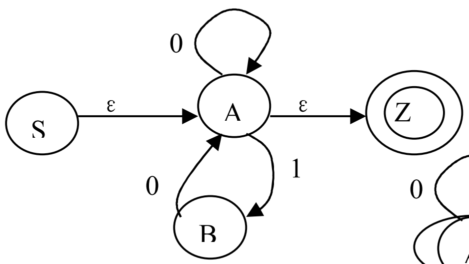
右线性文法：**//S:：=0|1A|0Z**　　左线性文法：

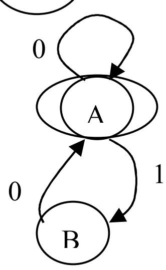
A:：=0|0Z　　**A:：=1|Z1**

Z:：=0|1A|0Z　　**Z:：=0|A0|Z0**

若终止状态只引入不引出则适合构造右线性文法，若开始状态只引出不引入则适合构造左线性文法，若终态和初态均既有引入又有引出，则构造文法要注意。

解**(**二**)**：可以先写出该文法的正规表达式为**(0 | 10)***，根据该正规式构造转换系统





对于该转换系统可以采用子集法将其转变为 **DFA**，再根据 **DFA** 写出其正规文法；但是注意观察后，发现开始状态 **S** 通过**ε**到达 **A** 状态，可以直接删去 **S** 状态，由 **A** 状态作为新的开始状态，同理，只有 **A** 状态通过**ε**才能到达终止状态 **Z**，因此可以删去 **Z** 状态，由 **A** 状态作为终止状态。这样，**A** 状态就既为开始状态又为终止状态。可画出化简后的

转换图。可写出右线性文法为：

A:：=0|0A|1B　　B:：=0|0A

(写出该右线性文法时应注意，开始状态和终止状态都为 **A**，右线性文法转换为状态转换图时，增加了虚假的终止状态，因此要判定该状态是否是多余的，由于增加的终止状态只有引入而无引出，而该图中的终止状态既有引入又有引出，所以不是多余状态，转换为左线性文法时也是如此考虑**)**

解**(**一**)**和解**(**二**)**的结果是等价的，但是依据课本上介绍的 **DFA** 的化简方法，由解**(**一**)**化不出解**(**二**)**，但是解**(**一**)**中的 **S** 和 **Z** 是等价的**(**由图可知**)**。

P74 8. 设 **(NFA) M = ({A, B}, {a, b}, M, {A}, {B})**，其中 **M** 定义如下：

M (A, a) = {A, B}　M (A, b) = {B}　M (B, a) = ø　M (B, b) = {A, B}

请构造相应确定有穷自动机**(DFA) M'**。

解：构造一个如下的自动机**(DFA) M'，(DFA) M'={K', {a, b}, M', S', Z'}**

K'的元素是**[A]　[B]　[A, B]**

由于 **M（A, a）={A, B}**，故有 **M'（[A], a）=[A, B]**

同样　**M'（[A]，b）=[B]**

M'（[B]，a）= ø

M'（[B]，b）=[A，B]

由于 **M（{A，B}，a）= M（A，a）U M（B，a）= {A，B}U ø= {A，B}**

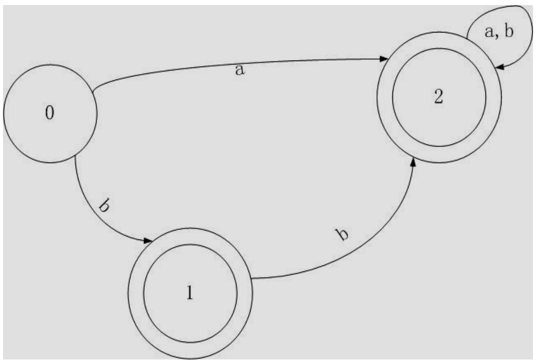
故 **M'（[A，B]，a）= [A，B]**

由于 **M（{A，B}，b）= M（A，b）U M（B，b）={B}U {A，B} = {A，B}**

故 **M'（[A，B]，b）= [A，B]**

S'=[A]，终态集 **Z'={[A，B]，[B]}**

重新定义：令 **0=[A] 1=[B] 2=[A, B]**，则 **DFA** 如下所示：



P74 9. 设有穷自动机 **M = ({S, A, E}, {a, b, c}, M, S, {E})**，其中 **M** 定义为

M (S, c) = A　M (A, b) = A　M (A, a) = E　请构造一个左线性文法。

解：先求右线性文法

S→cA　A→bA　A→a | aE　{A→aE 实际上是多余的规则，应该去掉**}**

其左线性文法 **G=（V_N, V_T, P, S）**

V_N = {A, S}　V_T = {a, b, c}　根据书上左右线性文法的转换规则，得到

P: A→c　A→Ab　S→Aa　{E→Aa 实际上是多余的规则，应该去掉**}**

画出状态转换图之后就非常清晰。

P74 10. 已知正规文法 **G = ({S, B, C}, {a, b, c}, P, S)**，其中 **P** 内包含如下产生式：

S::=aS | aB　……①

B::=bB | bC　　……②

C::=cC | c　　　……③　　　请构造一个等价的有穷自动机。

解：M=({S, B, C, T}, {a, b, c}, M, {S}, {T})

M (S, a)=S　　M (S, a)=B　　M (S, b)=ø　　M (S, c)=ø

M (B, a)=ø　　M (B, b)=B　　M (B, b)=C　　M (B, c)=ø

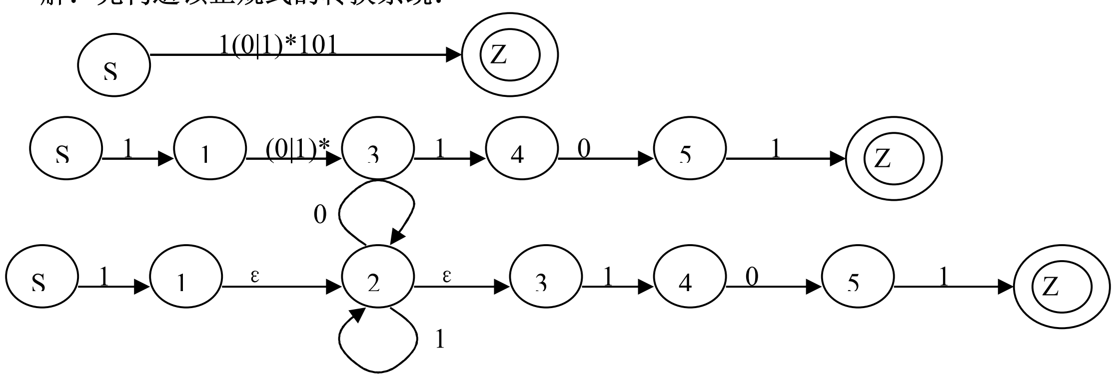
M (C, a)=ø　　M (C, b)=ø　　M (C, c)=T　　M (C, c)=C

第六次作业：

P74 11. 构造下列正规式相应的 **DFA**：

（1）**1(0|1)*101**　　　【老课本】

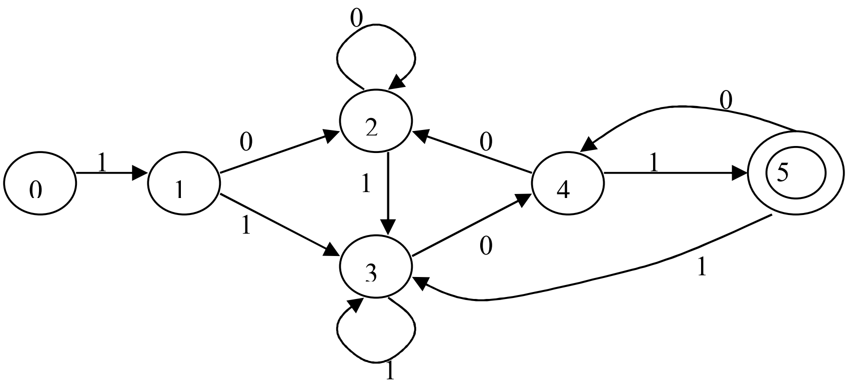
解：先构造该正规式的转换系统：



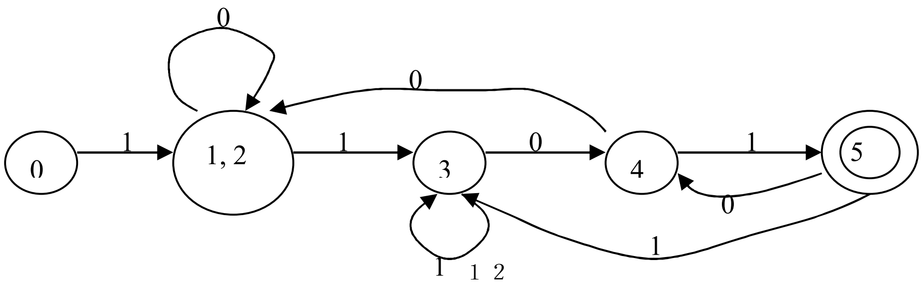
由上述转换系统可得状态转换集 **K={S, 1, 2, 3, 4, 5, Z}**，状态子集转换矩阵如下表所示：

I	I₀	I₁	K	0　　1
{S}	Φ	{1, 2, 3}	0	Φ　　1
{1, 2, 3}	{2, 3}	{2, 3, 4}	1	2　　3
{2, 3}	{2, 3}	{2, 3, 4}	2	2　　3
{2, 3, 4}	{2, 3, 5}	{2, 3, 4}	3	4　　3
{2, 3, 5}	{2, 3}	{2, 3, 4, Z}	4	2　　5
{2, 3, 4, Z}	{2, 3, 5}	{2, 3, 4}	5	4　　3

其对应的 **DFA** 状态转换图为：

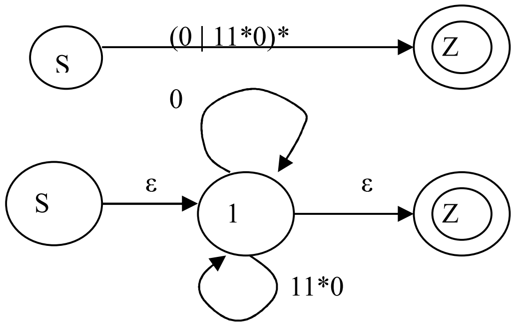


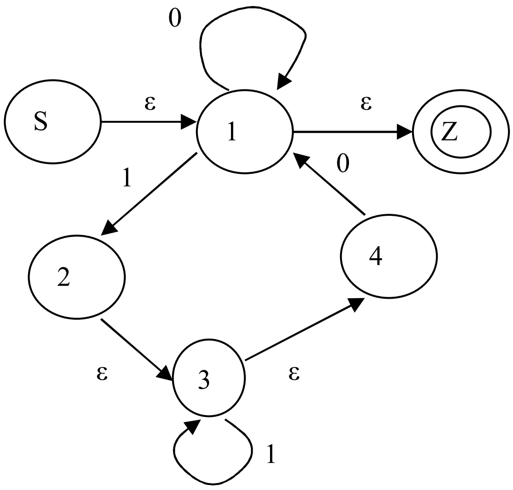
现在对该 **DFA** 进行化简，最终得到下列化简后的状态转换图（先将其分成两组——终态组**{5}**和非终态组**{0, 1, 2, 3, 4}**，再根据是否可继续划分来确定最后的组数）：



（1）(0 | 11*0)*　　【新课本】

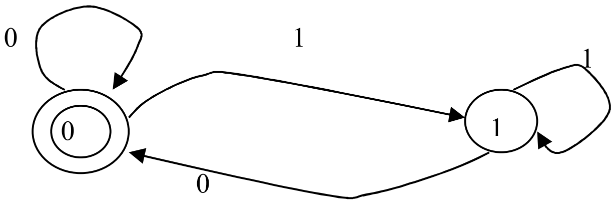
解：先构造该正规式的转换系统：



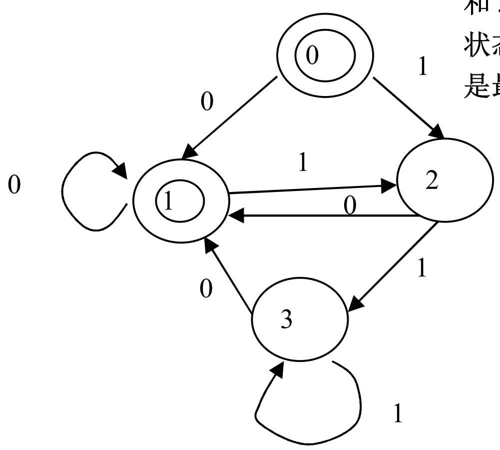


由上述转换系统可得状态转换集 **K={S, 1, 2, 3, 4, Z}**，状态子集转换矩阵如下表所示：

I	**I_0**	**I_1**	**K**	**0**	**1**
{S, 1, Z}	**{1, Z}**	**{2, 3, 4}**	**0**	**1**	**2**
{1, Z}	**{1, Z}**	**{2, 3, 4}**	**1**	**1**	**2**
{2, 3, 4}	**{1, Z}**	**{3, 4}**	**2**	**1**	**3**
{3, 4}	**{1, Z}**	**{3, 4}**	**3**	**1**	**3**



由状态子集转换矩阵可知，状态 **0** 和 **1** 是等价的，而状态 **2** 和 **3** 是等价的，因此，合并等价状态之后只剩下 **2** 个状态，也即是最少状态的 **DFA**。



P74 12. 将图 **3.24** 非确定有穷自动机 **NFA** 确定化和最少化。**[一眼可看出 a,b 箭弧上的 a 是多余的]**

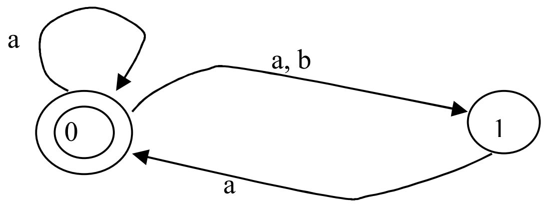


图 3.24　NFA 状态转换图

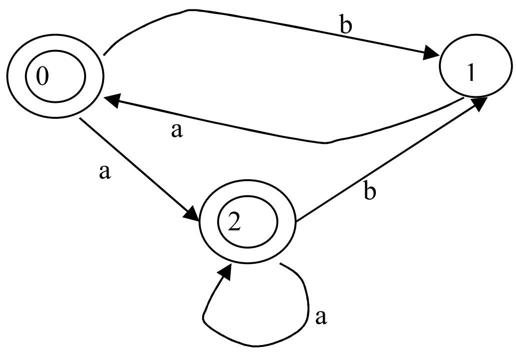
解：设**(DFA)M = {K, V_T, M, S, Z}**，其中，**K={[0], [0, 1], [1]}**，**V_T ={a, b}**，**M**：

M ([1], a) =[0]　　**M ([1], b) =Φ**　　**M ([0, 1], a) =[0, 1]**　　**M ([0, 1], b) =[1]**

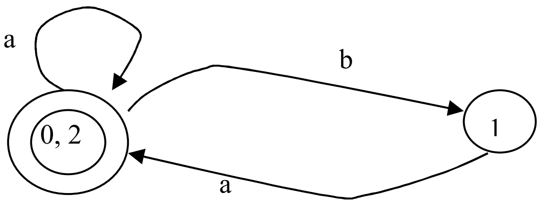
M ([0], a) =[0, 1]　　M ([0], b) =[1]

S=[1]，Z={[0], [0, 1]}

令**[0, 1]=2**，则其相应的状态转换图为：



现在对该 **DFA** 进行化简，先把状态分为两组：
终态组 **{0, 2}** 和非终态组 **{1}**，易于发现 **{0, 2}**
不可以继续划分，因此化简后的状态转换图如下：



正规文法为：**S→a | aZ　　Z→aZ | a | bS**

将 **S→a | aZ** 代入第二个式子，得到　**Z→ (a | ba) Z | a | ba**　得到 **Z** 的正规表达式为**(a | ba)+**

S 的正规表达式 **a(a | ba)+|a**

同理转换前的正规表达式为：**a(a | (aa | ba))+| a**　可证两个正规表达式等价。

P74 13. 构造下列正规式的 **DFA**：

（**1**）**b(a|b)*bab**

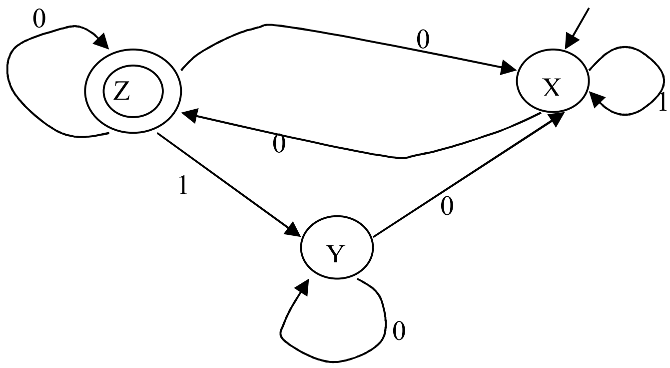
此题的与 **P74** 第 **11** 题基本一样，见上；

P74 15. 用两种方法将**(NFA) M = ({X, Y, Z}, {0, 1}, M, {X}, {Z})**，构造相应的 **DFA**，其中：

M (X, 0) = {Z}　　M (X, 1) = {X}　　M (Y, 0) = {X, Y}

M (Y, 1) = Φ　　M (Z, 0) = {X, Z}　　M (Z, 1) = {Y}

第一种方法：先画出其状态转换图，利用非子集法：

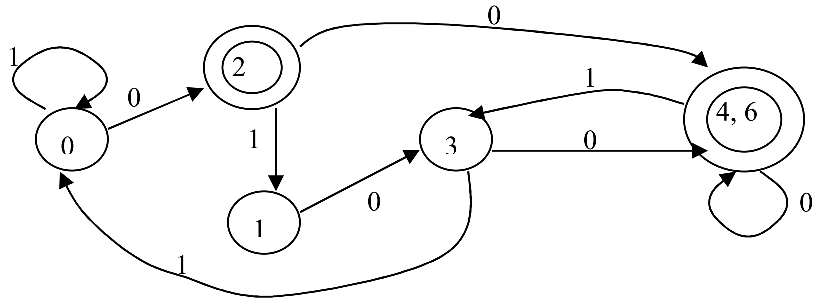


假设**(DFA) M'=(K', V_T', M', S', Z')**，其中 **K'={[X], [Y], [Z], [X,Y], [X, Z], [Y, Z], [X, Y, Z]}**，**V_T'={0, 1}**，**M'**的规则如下表：

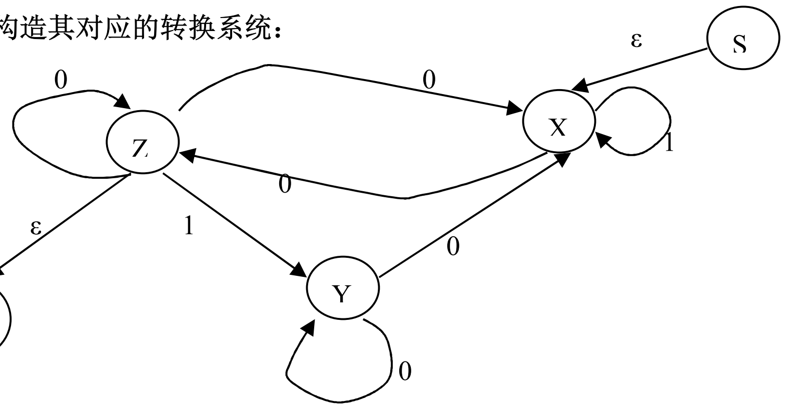
I	**I_0**	**I_1**	**K**	**0**	**1**
[X]	**[Z]**	**[X]**	**0**	**2**	**0**
[Y]	**[X, Y]**	Φ	**1**	**3**	Φ
[Z]	**[X, Z]**	**[Y]**	**2**	**4**	**1**
[X, Y]	**[X, Y, Z]**	**[X]**	**3**	**6**	**0**
[X, Z]	**[X, Z]**	**[X, Y]**	**4**	**4**	**3**
[Y, Z]	**[X, Y, Z]**	**[Y]**	**5**	**6**	**1**

[X, Y, Z]	**[X, Y, Z]**	**[X, Y]**	**6**	**6**	**3**

其中**[Y, Z]**为不可到达状态，应该删去，所以 **S'={[X]}**，**Z'={[Z], [X, Z], [X, Y, Z]}**，再进行化简，发现 **4** 和 **6** 两状态等价，最后其 **DFA** 如下所示：



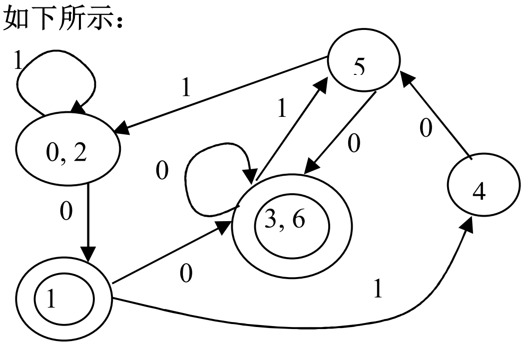
第二种方法：先构造其对应的转换系统：



由上述转换系统可得状态转换集、状态子集转换矩阵如下表所示：

I	I_0	I_1	K	0	1
{S, X}	{Z, Z'}	{X}	0	1	2
{Z, Z'}	{X, Z, Z'}	{Y}	1	3	4
{X}	{Z, Z'}	{X}	2	1	2
{X, Z, Z'}	{X, Z, Z'}	{X, Y}	3	3	5
{Y}	{X, Y}	Φ	4	5	Φ
{X, Y}	{X, Y, Z, Z'}	{X}	5	6	2
{X, Y, Z, Z'}	{X, Y, Z, Z'}	{X, Y}	6	6	5

先化简，分为非终态集 **{2, 4, 5, 0}** 和终态集 **{6, 1, 3}**，易于发现可划分为**{0, 2}**，**{1}**，**{3, 6}**，**{4}**，**{5}**，其 **DFA** 如下所示：



P74 16. 已知 $e_1=(a|b)^*$，$e_2=(a^*b^*)^*$，试证明 $e_1=e_2$。

证明：$L(e_1)=L((a|b)^*)=(L(a|b))^*=(L(a)\cup L(b))^*=\{a, b\}^*$；

$L(e_2)=L((a^*b^*)^*)=(L(a^*b^*))^*=(L(a^*)L(b^*))^*=\{\{a\}^*\{b\}^*\}^*=\{a, b\}^*$；

因此 $e_1 = e_2$（得证）

P74 18. 根据下面正规文法构造等价的正规表达式：

S::=cC | a ……①

A::=cA | aB ……②

B::=aB | c ……③

C::=aS | aA | bB | cC | a ……④

解：由③式可得 B= aB + c → B=a*c

由②式可得 A= cA + aB → A= c*aa*c

由①式可得 S= cC + a

由④式可得 C= aS + aA + bB + cC + a → C= c*(aS + aA + bB + a) →

C= c*(aS + ac*aa*c + ba*c + a) → S= cc*(aS + ac*aa*c + ba*c + a) + a = cc*aS+ cc*(ac*aa*c + ba*c + a) + a = (cc*a)*(cc*(ac*aa*c + ba*c + a) + a) = (cc*a)*(cc*(ac*aa*c | ba*c | a) | a) 另一种答案是 S= c(ac | c)*(ac*aa*c | ba*c | aa | a) | a

P74 19. Σ＝{a, b}，写出下列正规集：

（1）(a | b)*(aa | bb)(a | b)*

解：L((a | b)*(aa | bb)(a | b)*) = L((a | b)*) L((aa | bb)) L((a | b)*) =(L (a | b))* {aa, bb} (L (a | b))* = {a, b}*{aa, bb}{a, b}*

P75 20. 证明下列关系式成立，其中 A、B 是任意正规表达式。

（1）A | A = A （3）A* = ε| AA* （4）(AB)*A = A(BA)*

（1）解：L(A | A) = L(A)∪L(A) = L(A)，所以 A | A = A；

（3）解：L(A*) = (L(A))*，L(ε| AA*) ={ε}∪ L(A)L(A*) = (L(A))*，所以 A* = ε| AA*；

（4）解：$(AB)^*A = ((AB)^0 \cup (AB)^1 \cup (AB)^2 \cup \cdots\cdots)A = A \cup ABA \cup ABABA \cup \cdots\cdots = A((BA)^0 \cup (BA)^1 \cup (BA)^2 \cup \cdots\cdots) = A(BA)^*$。

第七次作业：

P142 1. 试分别消除下列文法的直接左递归（采用两种方法——重复法和改写法）

（1）G[E]:

E::=T | EAT ……①

T::=F | TMF ……②

F::=(E) | i ……③

A::=+ | - ……④

M::=* | / ……⑤

解：先采用“重复法”：

E::=T{AT}

T::=F{MF}

F::=(E) | i

A::=+ | -

M::=* | /

再采用“改写法”：

E::=TE’

E’::= ATE’ | ε

T::=FT’

T’::=MFT’ | ε

F::=(E) | i

A::=+ | -

M::=* | /

（4）G[Z]:

$Z::=V_1$ ……①

$V_1::=V_2 \mid V_1iV_2$ ……②

$V_2::=V_3 \mid V_2+V_3$ ……③

$V_3::=)V_1* \mid ($ ……④

解：先采用“重复法”：

$Z::=V_1$

$V_1::=V_2\{iV_2\}$

$V_2::=V_3\{+V_3\}$

$V_3::=)V_1* \mid ($

再采用“改写法”：

$Z::=V_1$

$V_1::=V_2 V_1'$

$V_1'::=i V_2 V_1' \mid$ ε

$V_2::=V_3 V_2'$

$V_2'::=+V_3 V_2' \mid$ ε

$V_3::=)V_1* \mid ($

P142 2. 试分别消除下列文法的间接左递归

（**2**）**G[Z]:**

Z::=AZ | b ……①

A::=Z A | a ……②

解(一)：将②式代入①式可得，**Z::=ZAZ | aZ | b** 消除左递归后得到：

Z::=(aZ | b)Z’

Z’::=AZZ’ | ε

A::=ZA | a

解(二)：将①式代入②式可得，**A::= AZA | bA | a** 消除左递归后得到：

Z::= AZ | b

A::=bAA’ | aA’

A’::=ZAA’ | ε

P142 4. 试分别用两种方法（框图法和类 **Pascal** 语言或类 **C** 语言）写一个识别下面文法句子的递归子程序

文法 **G[A]:**

A::=[B ……①

B::=X] | BA ……②

X::=Xa | Xb | a | b ……③

解：消除该文法的左递归和回溯，得到文法如下：

A::=[B

B::=X]B’

B’::=AB’ |ε

X::=aX’ | bX’

X’::= aX’ | bX’ |ε

用类 **Pascal** 语言写出其递归子程序：

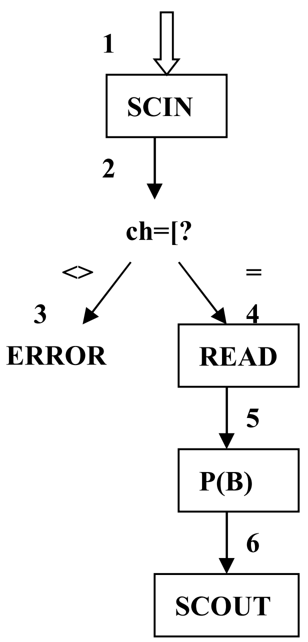
```
P(A):    SCIN
          IF ch='[‘   THEN   READ (ch)   ELSE   ERROR
          P(B)
          SCOUT
P(B):    SCIN
          P(X)
```

```
            IF ch=’]‘   THEN   READ (ch)   ELSE   ERROR
            P(B’)
            SCOUT
P(B’):      SCIN
            IF ch=’#’   THEN    SCOUT
            ELSE   P(A)
            P(B’)
            SCOUT
P(X):       SCIN
            IF ch=’a‘   THEN { READ (ch)   P(X’) }
            ELSE
            IF ch=’b‘   THEN { READ (ch)   P(X’) }
            ELSE    ERROR
            SCOUT
P(X’):      SCIN
            IF ch=’]’   THEN    SCOUT
            ELSE
            IF ch=’a‘   THEN { READ (ch)   P(X’) }
            ELSE
            IF ch=’b‘   THEN { READ (ch)   P(X’) }
            ELSE    ERROR
            SCOUT
```

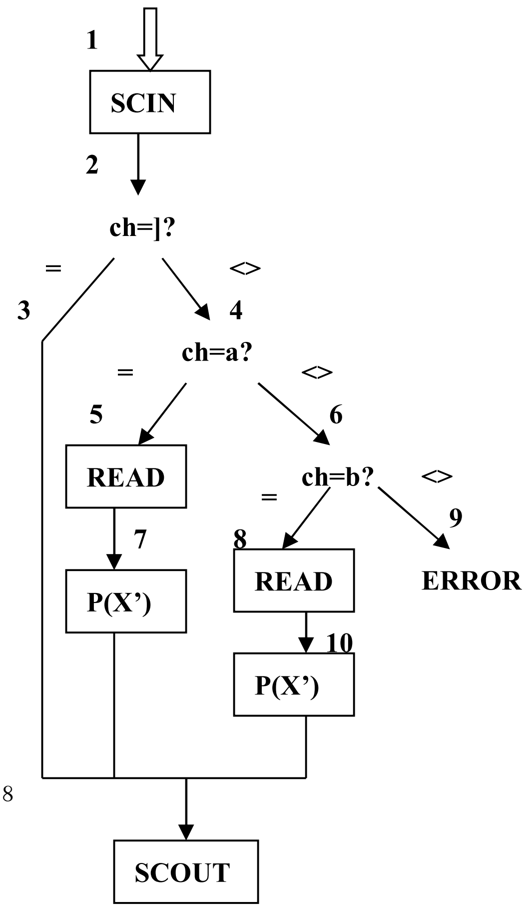
用框图法来表述：（此处仅给出 **P(A)**和 **P(X’)**的框图形式，其余相似从略）

当消除左递归和回溯之后，可能某些非终结符号例如 **U** 的右部会出现ε的情况，书上的处理方法是ε将自动获得匹配，并无对此类规则的具体处理方法，实际上应该求出 **FOLLOW(U)**，对于 **FOLLOW(U)**中的每个终结符号进行判定，例如此例中的 **P(X’)**，否则将无法判定出**[a]**

P(A):



P(X’):



第八次作业：

P143 5. 对下面的文法 **G[E]:**

E::=TE'

E'::=+E | ε

T::=FT'

T'::=T | ε

F::=PF'

F'::=*F' | ε

P∷＝(E) |a |b |∧

（1）计算这个文法的每个非终结符号的 **FIRST** 和 **FOLLOW**；

（2）证明这个文法是 **LL**（1）文法；

（3）构造它的 **LL**（1）分析表并分析符号串 **a*b+b;**

解:（1）构造 **FIRST** 集：

FIRST(E')={+, ε}

FIRST(F')={*, ε}

FIRST(E)=FIRST(T)=FIRST(F)=FIRST(P) ={ (，a，b，∧}

FIRST(T')={ (，a，b, ε，∧}

构造 **FOLLOW** 集：

规则一

＃∈**FOLLOW(E)** **FOLLOW(E)={#}**

规则二

)∈**FOLLOW(E)** **FOLLOE(E)={)，#}**

FIRST(E')-{ε}⊆FOLLOW(T) **FOLLOW(T)={+}**

FIRST(T')-{ε}⊆FOLLOW(F) **FOLLOW(F)={ (，a，b，∧}**

FIRST(F')-{ε}⊆FOLLOW(P) **FOLLOW(P)={*}**

规则三

FOLLOW(E) ⊆FOLLOW(E') **FOLLOW(E')={# ，)}**

FOLLOW(E) ⊆FOLLOW(T) **FOLLOW(T)={＋，＃,）}**

FOLLOW(T) ⊆FOLLOW(T') **FOLLOW(T')= {＋，＃,）}**

FOLLOW(T) ⊆FOLLOW(F) **FOLLOW(F)={ (，)，a，b，＋，＃，∧}**

FOLLOW(F) ⊆FOLLOW(F') **FOLLOW(F')= { (，)，a，b，＋，＃，∧}**

FOLLOW(F) ⊆FOLLOW(P) **FOLLOW(P)= { (，)，a，b，＋，＃，∧,*}**

最后结果为:

FIRST(E')={+, ε}

FIRST(F')={*, ε}

FIRST(E)=FIRST(T)=FIRST(F)=FIRST(P) ={ (, a, b, ∧}

FIRST(T')={ (, a, b, ε, ∧)

FOLLOE(E)={), #}

FOLLOW(E')={#,)}

FOLLOW(T)={+, #,)}

FOLLOW(T')= {+, #,)}

FOLLOW(F)={ (,), a, b, +, #, ∧}

FOLLOW(F')={ (,), a, b, +, #, ∧}

FOLLOW(P)= { (,), a, b, +, #, ∧,*}

（2）证明该文法是 LL（1）文法:

证明：对于规则 **E'::=+E | ε, T'::=T | ε, F'::=*F' | ε** （仅有一边能推出空串）

有 **FIRST(+E)={+}∩FIRST(ε)= ø, FIRST(T)={(, a, b, ∧}∩FIRST(ε)= ø**

FIRST(*F')={*}∩FIRST(ε)= ø, FIRST(+E)={+}∩FOLLOW(E')= {#,)}=ø

FIRST(T)={(, a, b, ∧}∩FOLLOW(T')= {+, #,)}=ø

FIRST(*F')={*}∩FOLLOW(F')= { (,), a, b, +, #, ∧}=ø

所以该文法是 LL（1）文法。

（3）构造文法分析表

	a	b	+	*	(	)	∧	#
E	E→TE'	E→TE'			E→TE'		E→TE'	
E'			E'→+E			E'→ ε		E'→ ε
T	T→FT'	T→FT'			T→FT'		T→FT'	
T'	T' →T	T' →T	T' → ε		T' →T	T' → ε	T' →T	T' → ε
F	F→PF'	F→PF'			F→PF'		F→PF'	
F'	F' → ε	F' → ε	F' → ε	F'→*F'	F' → ε	F' → ε	F' → ε	F' → ε
P	P →a	P →b			P →(E)		P →∧	

下面分析符号串 **a*b+b**

步骤	分析栈	余留输入串	所用的产生式
1	#E	a*b+b#	E→TE'
2	#E'T	a*b+b#	T→FT'
3	#E'T'F	a*b+b#	F→PF'
4	#E'T'F'P	a*b+b#	P →a
5	#E'T'F'a	a*b+b#	
6	# E'T'F'	*b+b#	F'→*F'
7	# E'T'F'*	*b+b#	
8	# E'T'F'	b+b#	F' → ε
9	# E'T'	b+b#	T' →T
10	# E'T	b+b#	T→FT'
11	# E'T'F	b+b#	F→PF'
12	# E'T'F'P	b+b#	P →b
13	#E'T'F'b	b+b#	

14	#E’T’F’	+b#	F’ → ε
15	#E’T’	+b#	T’ → ε
16	#E’	+b#	E’→+E
17	#E+	+b#	
18	#E	b#	E→TE’
19	#E’T	b#	T→FT’
20	#E’T’F	b#	F→PF’
21	# E’T’F’P	b#	P →b
22	# E’T’F’b	b#	
23	# E’T’F’	#	F’ → ε
24	# E’T’	#	T’ → ε
25	#E’	#	E’→ ε
26	#	#	成功

所以符号串 **a*b+b** 是该文法的句子；

P144 6. 对下列文法，构造相应的 **FIRST** 和 **FOLLOW**：

（1）**S∷＝aAd**

A∷＝BC

B∷＝b | ε

C∷＝c | ε

（2）**A∷＝BCc | gDB**

B∷＝ ε | bCDE

C∷＝DaB | ca

D∷＝ ε | dD

E∷＝gAf | c

解：（1）

构造 **FIRST** 集

FIRST(S)={a}

FIRST(B)={b， ε }

FIRST(C)={c， ε }

FIRST(A)={b，c， ε }

构造 **FOLLOW** 集

规则一

＃∈FOLLOW(S) **FOLLOW(S)={#}**

规则二

d∈FOLLOW(A) **FOLLOE(A)={d}**

FIRST(C)-{ ε }⊆FOLLOW(B) **FOLLOW(B)={c}**

规则三

FOLLOW(A)⊆FOLLOW(B) **FOLLOW(B)={d，c}**

FOLLOW(A)⊆FOLLOW(C) **FOLLOW(C)={d}**

最后结果为：

FIRST(S)={a}

FIRST(A)={b，c，ε}
FIRST(B)={b，ε}
FIRST(C)={c，ε}
FOLLOW(S)={#}
FOLLOW(A)={d}
FOLLOW(B)={d，c}
FOLLOW(C)={d}

（**2**）
构造 **FIRST** 集
规则二
FIRST(A)={g},
FIRST(B)={b，ε},
FIRST(C)={ c},
FIRST(D)={d，ε},
FIRST(E)={ g，c }.
规则三
FIRST(A)={g，b，c},
FIRST(C)={a，c，d},
FIRST(A)={ a，b，c，d，g}.
构造 **FOLLOW** 集
规则一

#∈FOLLOW(A)	**FOLLOW(A)={#}**

规则二

f∈FOLLOW(A)	**FOLLOE(A)={ f，＃}**
c∈FOLLOW(C)	**FOLLOE(C)={ c}**
a∈FOLLOW(D)	**FOLLOE(D)={ a}**
FIRST(Cc)-{ε}⊆FOLLOW(B)	**FOLLOW(B)={c，d，a}**
FIRST(B)-{ε}⊆FOLLOW(D)	**FOLLOW(D)={b，a}**
FIRST(DE)-{ε}⊆FOLLOW(C)	**FOLLOW(C)={d，g，c}**
FIRST(E) ⊆FOLLOW(D)	**FOLLOW(D)={b，c，a，g}**

规则三

FOLLOW(A)⊆FOLLOW(B)	**FOLLOW(B)={a，c，d，f，#}**
FOLLOW(A)⊆FOLLOW(D)	**FOLLOW(D)={a，b，c，f，g，＃}**
FOLLOW(B)⊆FOLLOW(E)	**FOLLOW(E)= {a，c，d，f，#}**
FOLLOW(C)⊆FOLLOW(B)	**FOLLOW(B)={ a，c，d，g，f，#}**

FOLLOW(B) ⊆ FOLLOW(E)　　　　　FOLLOW(E)={ a，c，d，g，f，#}

最后结果为：

FIRST(A)={ a，b，c，d，g},
FIRST(B)={b，ε},
FIRST(C)={a，c，d},
FIRST(D)={d，ε},
FIRST(E)={ g，c },
FOLLOE(A)={ f，＃}
FOLLOW(B)={ a，c，d，g，f，#},
FOLLOW(C)={d，g，c},
FOLLOW(D)={a，b，c，　f，g，＃},
FOLLOW(E)= { a，c，d，g，f，#}.

P144 9. 设已给文法 **G[S]:**

S∷＝SaB | bB
A∷＝Sa | a
B∷＝Ac

（1）将此文法改写为 **LL**（1）文法

（4）构造 **LL**（1）分析表

解：　该题消除左递归之后，文法变为 **S∷＝bBS'　　S' ∷＝aBS' | ε　　A∷＝Sa | a**
B∷＝Ac

FIRST(S)={b},
FIRST(A)={a, b},
FIRST(B)={a, b},
FOLLOE(S)={a，＃},
FOLLOW(S')={a，#},
FOLLOW(A)={c},
FOLLOW(B)={a，＃}.

	a	b	c	#
S		S∷＝bBS'		
A	A∷＝a	A∷＝Sa		
B	B∷＝Ac	B∷＝Ac		
S'	S'∷＝aBS'，S'∷＝ε			S'∷＝ε

存在冲突，不是 **LL(1)**文法，主要的冲突在于**[S', a]**此栏，是 **LL(2)**文法，即每次遇见当前非终结符号为 **S'**时，要向前看两个符号才可，改写以上 **LL(1)**分析表如下：

<table>
<tr><td></td><td colspan="2">a(第一个字符)</td><td>b</td><td>c</td><td>#</td></tr>
<tr><td>S</td><td colspan="2"></td><td>S∷＝bBS'</td><td></td><td></td></tr>
<tr><td>A</td><td colspan="2">A∷＝a</td><td>A∷＝Sa</td><td></td><td></td></tr>
<tr><td>B</td><td colspan="2">B∷＝Ac</td><td>B∷＝Ac</td><td></td><td></td></tr>
<tr><td rowspan="2">S'</td><td>a 或 b(第二个字符)</td><td>c(第二个字符)</td><td></td><td></td><td></td></tr>
<tr><td>S'∷＝aBS'</td><td>S'∷＝ε</td><td></td><td></td><td>S'∷＝ε</td></tr>
</table>

第九次作业：

P144 10. 证明下述文法不是简单优先文法：

（1） **S∷＝bEb**

E∷＝E+T | T

（2） **S∷＝bEb**

E∷＝F | F+T | T | i

T∷＝i | (E)

证明：

(1)画语法树：

```
          S
       ／ | ＼
     b    E    b
       ／ | ＼
       E  +  T
```

可以得出 **b=E** 和 **b<E,**因此该文法不是简单优先文法。

(2)因该文法中含

E∷=i

T∷=i

右部两个产生式相同，故该文法不是简单优先文法.

P145 11. 构造下述文法的优先关系矩阵，它们是简单优先文法吗？

S∷＝M | U

M∷＝iEtMeM | a

U∷＝iEtS | iEtMeU

E∷＝b

$$B_{=} = \begin{array}{cc} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&1&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&1&0&0&0 \\ 0&0&0&1&0&0&0&0&0 \\ 1&1&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&1&1&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \end{pmatrix} \end{array}$$

$$B_{L} = \begin{array}{cc} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0&1&1&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&1&0&0&1&0 \\ 0&0&0&0&1&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&1 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \end{pmatrix} \end{array}$$

$$B_{L^2} = \begin{array}{cc} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0&0&0&0&1&0&0&1&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \end{pmatrix} \end{array}$$

$$B_{L^+} = \begin{array}{cc} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0&1&1&0&1&0&0&1&0 \\ 0&0&0&0&1&0&0&1&0 \\ 0&0&0&0&1&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&1 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \\ 0&0&0&0&0&0&0&0&0 \end{pmatrix} \end{array}$$

$$\begin{array}{c c} b & \begin{matrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{matrix} \end{array} \qquad \begin{array}{c c} b & \begin{matrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{matrix} \end{array}$$

$$B_{\lessdot} = B_{\perp} \times B_L^{+}$$

$$B_{\lessdot} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array} \qquad B_R = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array}$$

$$B_{R^2} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array} \qquad B_{R^3} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array}$$

$$B_{R^+} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array} \qquad B_{(R^+)^T} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b \end{matrix} & \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array}$$

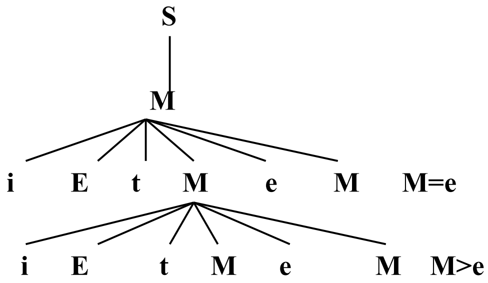
$$B_{L^*} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \end{matrix} & \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix} \end{array} \qquad B_{(R^+)^T} \times B_{\perp} = \begin{array}{c c} & \begin{matrix} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{matrix} \\ \begin{matrix} S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \end{matrix} & \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix} \end{array}$$

b 0 0 0 0 0 0 0 0 1 　　　　　 b 0 0 0 0 0 1 0 0 0

$$
B_{\gtrdot} = B_{(R^{+})^{T}} \times B_{\doteq} \times B_{L^{*}} =
\begin{array}{c}
\\ S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{ccccccccc} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&1&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&1&0&0\\
0&0&0&0&0&1&0&0&0
\end{pmatrix}
\end{array}
\times
\begin{array}{c}
\\ S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{ccccccccc} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{array} \\
\begin{pmatrix}
1&1&1&0&1&0&0&1&0\\
0&1&0&0&1&0&0&1&0\\
0&0&1&0&1&0&0&0&0\\
0&0&0&1&0&0&0&0&1\\
0&0&0&0&1&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&1&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&1&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&1&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&1
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
=
\begin{array}{c}
\\ S \\ M \\ U \\ E \\ i \\ t \\ e \\ a \\ b
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{ccccccccc} S & M & U & E & i & t & e & a & b \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&1&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&1&0&0\\
0&0&0&0&0&1&0&0&0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

解法二：找个句型画棵语法树即可：



因此冲突，不是简答优先文法

优先关系矩阵如下：

	S	M	U	i	E	t	e	a	b
S									
M							= $\gtrdot$		
U									
i					=				$\lessdot$
E						=			
t	=	= $\lessdot$	$\lessdot$	$\lessdot$				$\lessdot$	
e		=	=	$\lessdot$				$\lessdot$	
a							$\gtrdot$		
b						$\gtrdot$			

其中含多重定义的表项，因而该文法不是简单优先文法。

P145 12. 根据图 **4.25** 的语法树，确定全部优先关系：

(a) **E=+　　+=T　　T=*　　*=F　　(=E　　E=)**

***<(　　+<F　　+ <i　　F>*　　i>*　　)>+　　T>+　　F>+**

(b) <说明表>=;　　**BEGIN=**<说明表>　　**REAL=**<标识符表>

<变量>=:=　　;=<语句表>　　:==i

BEGIN<<说明>　　**BEGIN<REAL**　　**REAL<i**

; <<语句>　　;<<变量>　　;<i

<说明>>;　　<标识符表>>;　　i>;　　i>:=

P145 13. 利用表 **4.6** 文法 **G[E]**的优先关系矩阵，来分析符号串**#b(((aa)a)a)b#**和**#((aa)a)#**。

(1) 是文法的句子

步骤	符号栈	关系	输入串	规则
1	**#**	<	**b(((aa)a)a)b#**	
2	**#b**	<	**(((aa)a)a)b#**	
3	**#b(**	<	**((aa)a)a)b#**	
4	**#b((**	<	**(aa)a)a)b#**	
5	**#b(((**	<	**aa)a)a)b#**	
6	**#b(((a**	>	**a)a)a)b#**	
7	**#b(((M**	=	**a)a)a)b#**	**M∷=a**
8	**#b(((Ma**	=	**)a)a)b#**	
9	**#b(((Ma)**	>	**a)a)b#**	
10	**#b(((L**	>	**a)a)b#**	**L∷=Ma)**
11	**#b((M**	=	**a)a)b#**	**M∷=(L**
12	**#b((Ma**	=	**)a)b#**	
13	**#b((Ma)**	>	**a)b#**	
14	**#b((L**	>	**a)b#**	**L∷=Ma)**
15	**#b(M**	=	**a)b#**	**M∷=(L**
16	**#b(Ma**	=	**)b#**	
17	**#b(Ma)**	>	**b#**	
18	**#b(L**	>	**b#**	**L∷=Ma)**
19	**#bM**	=	**b#**	**M∷=(L**
20	**#bMb**	>	**#**	
21	**#Z**	>	**#**	**Z∷=bMb**

(2) 不是文法的句子

步骤	符号栈	关系	输入串	规则
1	**#**	<	**((aa)a)#**	
2	**#(**	<	**(aa)a)#**	
3	**#((**	<	**aa)a)#**	
4	**#((a**	>	**a)a)#**	
5	**#((M**	=	**a)a)#**	**M∷=a**
6	**#((Ma**	=	**)a)#**	
7	**#((Ma)**	>	**a)#**	
8	**#((L**	>	**a)#**	**L∷=Ma)**
9	**#(M**	=	**a)#**	**M∷=(L**
10	**#(Ma**	=	**)#**	
11	**#(Ma)**	>	**#**	
12	**#(L**	>	**#**	**L∷=Ma)**
13	**#M**	>	**#**	**M∷=(L**

第十次作业：

P146 17. 设已给文法 **G[S]:**

E∷＝E+T | T

T∷＝T*F | F

F∷＝P↑F | P

P∷＝(E) | i

（**1**） 构造此文法的算符优先矩阵；

（**2**） 用迭代法构造优先函数；

（**3**） 用有向图法构造优先函数；

（**4**） 用优先函数表分析符号串 **i+i*i↑i**

解：（**1**）

$$
B_{\doteq} = \begin{array}{c} \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow \end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&1&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{\doteq} = \begin{array}{c} \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow \end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0&0&0&0&0&0&0&1&1&0\\
0&0&0&0&0&0&1&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&1\\
1&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&1&0&0&0&0&0&0&0\\
0&1&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&1&0&0&0&0&0&0&0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{L} = \begin{array}{c} \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ \\ \end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
1&1&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&1&1&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&1&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&1&1&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
 & & & & & & & & & \\
 & & & & & & & & &
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{c|cccccccccc}
) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
\uparrow & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}
$$

$$
B_{L*} = \begin{array}{c}
\\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{L_1} = \begin{array}{c}
\\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{\cdot<} = B_{\doteq}\ B_{L*}\ B_{L_1} =
$$

$$
B_{\cdot<} = \begin{array}{c}
\\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\
1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{pmatrix}
\end{array}
\times
\begin{array}{c}
\\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{\cdot<} = \begin{array}{c}
\\ E \\ T \\ F \\ P
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{c c}
(& 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 1\ 0\ 1 \\
i & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 \\
* & 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1 \\
+ & 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1 \\
) & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 \\
\uparrow & 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 0\ 1
\end{array}
$$

$$
B_R = \begin{array}{c c}
 & \begin{matrix} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{matrix} \\
\begin{matrix} E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow \end{matrix} &
\begin{pmatrix}
0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{R^*} = \begin{array}{c c}
 & \begin{matrix} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{matrix} \\
\begin{matrix} E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow \end{matrix} &
\begin{pmatrix}
1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$
B_{R_1} = \begin{array}{c c}
 & \begin{matrix} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{matrix} \\
\begin{matrix} E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ \\ \end{matrix} &
\begin{pmatrix}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
 & & & & & & & & & \\
 & & & & & & & & &
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

$$\begin{array}{c|cccccccccc}
) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
\uparrow & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}$$

$$B_{>.} = (B_{(R*)}\ B_{(R1)})^T \qquad B_{=}$$

$$B_{(R*)(R1)} = \begin{array}{c}
 \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ \ast \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & \ast & + &) & \uparrow \end{array} \\
\left(\begin{array}{cccccccccc}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}\right)
\end{array}$$

$$B((R*)(R1))^T = \begin{array}{c}
 \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ \ast \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & \ast & + &) & \uparrow \end{array} \\
\left(\begin{array}{cccccccccc}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}\right)
\end{array}$$

$$\therefore\ B_{>.} = \begin{array}{c}
 \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ \ast
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & \ast & + &) & \uparrow \end{array} \\
\left(\begin{array}{cccccccccc}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}\right)
\end{array}
\times
\begin{array}{c}
 \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ \ast
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & \ast & + &) & \uparrow \end{array} \\
\left(\begin{array}{cccccccccc}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\
1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}\right)
\end{array}$$

$$
\begin{array}{c|cccccccccc}
+ & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
) & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
\uparrow & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}
\qquad
\begin{array}{c|cccccccccc}
+ & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
) & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
\uparrow & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{array}
$$

$$
B_{>\cdot} = \begin{array}{c}
 \\ E \\ T \\ F \\ P \\ (\\ i \\ * \\ + \\ ) \\ \uparrow
\end{array}
\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccc} E & T & F & P & (& i & * & + &) & \uparrow \end{array} \\
\begin{pmatrix}
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0
\end{pmatrix}
\end{array}
$$

	(	i	*	+	)	↑
(	•<	•<	•<	•<	=	•<
i			>•	>•	>•	>•
*	•<	•<	>•	>•	>•	•<
+	•<	•<	•<	>•	>•	•<
)			>•	>•	>•	>•
↑	•<	•<	>•	>•	>•	•<

或

	+	*	↑	(	)	i
+	>•	•<	•<	•<	>•	•<
*	>•	>•	•<	•<	>•	•<
↑	>•	>•	•<	•<	>•	•<
(	•<	•<	•<	•<	=	•<
)	>•	>•	>•		>•	
i	>•	>•	>•		>•	

（**2**）用迭代法构造优先函数

若 **R=S** 则 **f(R）=g(S)**

若 **R•<S** 则 **f(R）<g(S)**

若 **R>•S** 则 **f(R）>g(S)**

① 初始值

	+	*	↑	(	)	i
f	**1**	**1**	**1**	**1**	**1**	**1**
g	**1**	**1**	**1**	**1**	**1**	**1**

② 根据•<的优先关系修改 f 和 g 值

	+	*	↑	(	)	i

f	**1**	**1**	**1**	**1**	**1**	**1**
g	**2**	**2**	**2**	**2**	**1**	**2**

③根据＞·的优先关系修改 f 和 g 值

	＋	*	↑	(	)	i
f	**3**	**3**	**3**	**1**	**3**	**3**
g	**2**	**2**	**2**	**2**	**1**	**2**

④根据=的优先关系修改 f 和 g 值

	＋	*	↑	(	)	i
f	**3**	**3**	**3**	**1**	**3**	**3**
g	**2**	**4**	**4**	**4**	**1**	**4**

重复②－④

	＋	*	↑	(	)	i
f	**3**	**5**	**5**	**1**	**5**	**5**
g	**2**	**4**	**4**	**4**	**1**	**4**

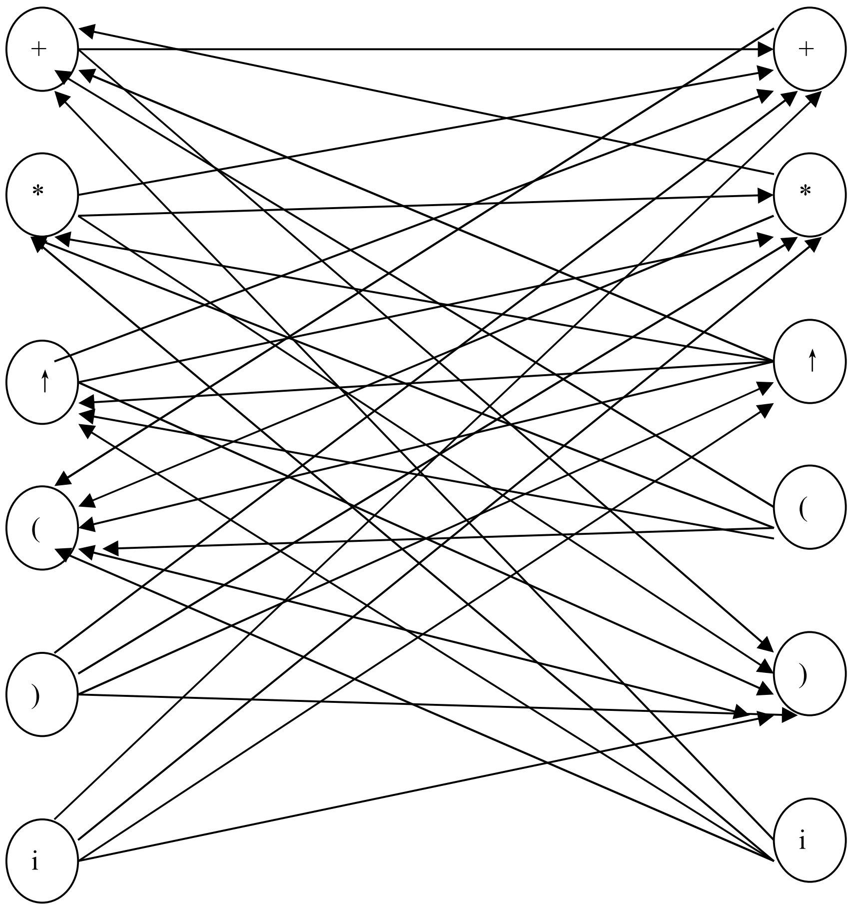
	＋	*	↑	(	)	i
f	**3**	**5**	**5**	**1**	**5**	**5**
g	**2**	**4**	**6**	**6**	**1**	**6**

	＋	*	↑	(	)	i
f	**3**	**5**	**5**	**1**	**7**	**7**
g	**2**	**4**	**6**	**6**	**1**	**6**

最终结果：

	＋	*	↑	(	)	i
f	**3**	**5**	**5**	**1**	**7**	**7**
g	**2**	**4**	**6**	**6**	**1**	**6**

（**3**）



优先函数为：

	＋	*	↑	(	)	i
f	**4**	**6**	**6**	**2**	**9**	**9**
g	**3**	**5**	**8**	**8**	**2**	**8**

（**4**）用优先函数表分析字符串 **i+i*i↑**ｉ

符号栈	关系	输入串	最左素短语
＃	**f(#)・< g(i)**	**i+i*i↑i#**	
＃**i**	**f(i) >・g(+)**	**+i*i↑i#**	**i**
＃∨	**f(#)・< g(+)**	**+i*i↑i#**	
＃∨＋	**f(+)・< g(i)**	**i*i↑i#**	
＃∨＋**i**	**f(i) >・g(*)**	***i↑i#**	**i**
＃∨＋∨	**f(+)・< g(*)**	***i↑i#**	
＃∨＋∨*	**f(*)・< g(i)**	**i↑i#**	
＃∨＋∨***i**	**f(i) >・g(↑)**	**↑i#**	**i**
＃∨＋∨*∨	**f(*)・< g(↑)**	**↑i#**	
＃∨＋∨*∨↑	**f(↑)・< g(i)**	**i#**	
＃∨＋∨*∨↑**i**	**f(i) >・g(#)**	**#**	**i**
＃∨＋∨*∨↑∨	**f(↑) >・g(#)**	**#**	∨↑∨
＃∨＋∨*∨	**f(*) >・g#)**	**#**	∨*∨
＃∨＋∨	**f(+) >・g(#)**	**#**	∨＋∨
＃∨		**#**	成功

P146 19. 证明下面文法不是算符优先文法:

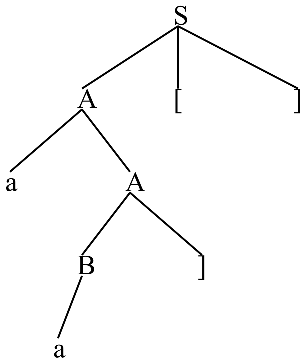
S∷＝A[ ] | [

A∷＝aA | B]

B∷＝a

证明： **S→A[ ]**

A→aA



∵A →aA

A→ B]

∴a ·<]

∵A→B]

B→a

∴ a >·]

a >·] 和 **a ·<]**矛盾，所以该文法非算符优先文法

P146 21. 利用表 **4.8** 文法 **G[E]**优先关系矩阵分析下列句子:

i, i+i, i*i+i, i*(i*i)以及 **i*(i+i*i)+((i+i)*i**

解：以 **i*i+i** 为例，其余类似：

符号栈	关系	输入串	最左素短语
#	·<	i*i+i#	
#i	>·	*i+i#	i
#∨	·<	*i+i#	
#∨*	·<	i+i#	
#∨*i	>·	+i#	i
#∨*∨	>·	+i#	∨*∨
#∨	·<	+i#	
#∨+	·<	i#	
#∨+i	>·	#	i
#∨+∨	>·	#	∨+∨
#∨		#	成功

∴i*i+i 是文法 **G[E]**的句子；

再以 **i*(i*i)**为例：

符号栈	关系	输入串	最左素短语
#	·<	i*(i*i)#	
#i	>·	*(i*i)#	i
#∨	·<	*(i*i)#	
#∨*	·<	(i*i)#	
#∨*(	·<	i*i)#	
#∨*(i	>·	*i)#	i
#∨*(∨	·<	*i)#	
#∨*(∨*	·<	i)#	

＃∨*(∨*i	>·	)#	i
＃∨*(∨*∨	>·	)#	∨*∨
＃∨*(∨	≐	)#	
＃∨*(∨)	>·	#	(∨)
＃∨*∨	>·	#	∨*∨
＃∨		#	成功

∴i*（i*i）是文法 G[E]的句子；

P146 22. 设有文法 **G[Z]:**

Z∷＝A | B

A∷＝aAb | c

B∷＝aBb | d

（1） 试构造能识别此文法的全部活前缀 **DFA;**

（2） 试构造 **LR(0)**分析表；

（3） 试分析符号串 **aacbb** 是否为此文法的句子。

解：在上述文法中引入新的开始符号 **Z'**，并将 **Z'::=Z** 作为第 **0** 个规则，从而得到所谓的拓广文法 **G'**，则其 **LR**（**0**）项目有：

①Z' ::= ·Z ② Z' ::= Z· ③ Z::= ·A ④ Z::= A·

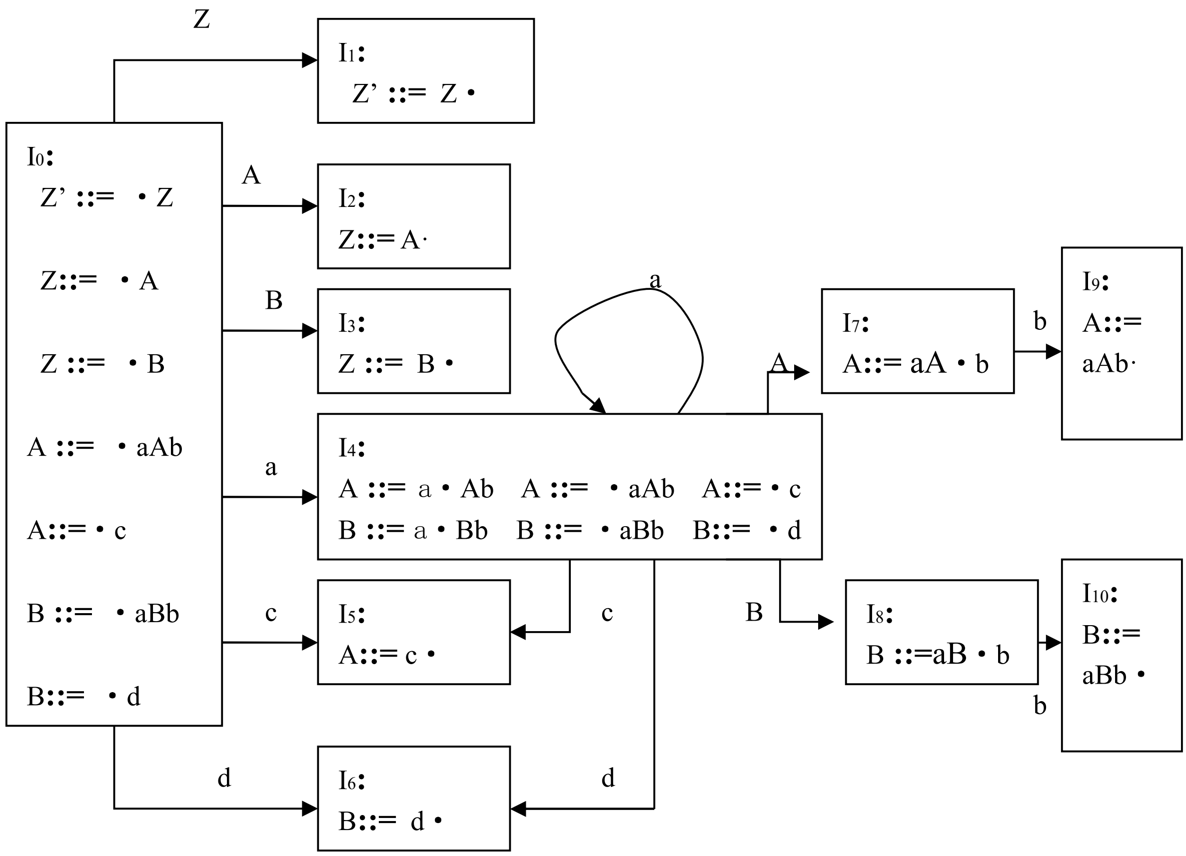
⑤ Z ::= ·B ⑥ Z ::= B· ⑦ A ::= ·aAb ⑧ A ::= a·Ab

⑨ A::= aA ·b ⑩ A ::=aAb· ⑪ B ::= ·aBb ⑫ B ::= a·Bb

⑬ B ::=aB ·b ⑭ B ::= aBb· ⑮ B::= ·d ⑯ B::= d·

⑰ A::=·c ⒅A::= c·

(1)



(2)构造 LR（0）分析表

状态	ACTION					GOTO		
	a	b	c	d	#	Z	A	B
0	**S4**		**S5**	**S6**		**1**	**2**	**3**
1					**acc**			
2	**r1**	**r1**	**r1**	**r1**	**r1**			
3	**r2**	**r2**	**r2**	**r2**	**r2**			
4	**S4**		**S5**	**S6**			**7**	**8**
5	**r4**	**r4**	**r4**	**r4**	**r4**			
6	**r6**	**r6**	**r6**	**r6**	**r6**			
7		**S9**						
8		**S10**						
9	**r3**	**r3**	**r3**	**r3**	**r3**			
10	**r5**	**r5**	**r5**	**r5**	**r5**			

规则顺序：**r1：Z→A** **r2：Z→B** **r3: A→aAb** **r4: A→C**
r5: B→aBb **r6: B→d**

(3)分析符号串 aacbb 是否为该文法的句子

步骤	状态栈	符号栈	输入串	分析动作	下一状态
1	**0**	**#**	**aacbb#**	**S4**	**4**
2	**04**	**#a**	**acbb#**	**S4**	**4**
3	**044**	**#aa**	**cbb#**	**S5**	**5**

4	0445	＃aac	bb＃	r4	GOTO[4,A]=7
5	0447	＃aaA	bb＃	S9	9
6	04479	＃aaAb	b＃	r3	GOTO[4,A]=7
7	047	＃aA	b＃	S9	9
8	0479	＃aAb	＃	r3	GOTO[0,A]=2
9	02	＃A	＃	r1	GOTO[0,Z]=1
10	01	＃Z	＃	acc	成功

P147 24. 给定文法：

E∷＝EE+ | EE* | a

（1） 构造它的 **LR(0)**项目集规范族；

（2） 它是 **SLR(1)**文法吗？若是，构造它的 **SLR(1)**分析表；

（3） 它是 **LR(1)**文法吗？若是，构造它的 **LR(1)**分析表；

（4） 它是 **LALR(1)**吗？若是，构造它的 **LALR(1)**分析表。

解：

(1) 在上述文法中引入新的开始符号 **E'**,并将 **E'**作为第 **0** 个规则

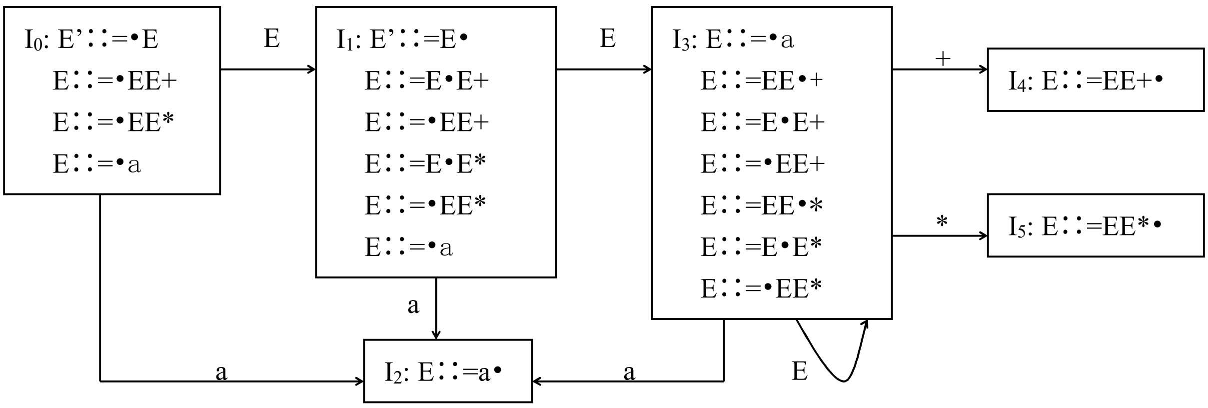
r1:E∷=EE+　　r2: E∷=EE*　　r3: E∷=a

则基本 **LR(0)**项目集为：

⑴**E'∷=•E**　　⑵**E'∷=E•**　　⑶**E∷=•EE+**　　⑷**E∷=E•E+**

⑸**E∷=EE•+**　　⑹**E∷=EE+•**　　⑺**E∷=•EE***　　⑻**E∷=E•E***

⑼**E∷=EE•***　　⑽**E∷=EE*•**　　⑾**E∷=•a**　　⑿**E∷=a•**



(2) 在 I_1 中存在“移进 **E->•a**”和“归约：**E'->E•**”冲突，因此该文法不是 **LR(0)**文法，但有 **FOLLOW(E')={#}∩{a}=Φ**，而该动作冲突可用 **SLR(1)**方法解决，该文法是 **SLR(1)** 文法，其分析表如下：

状态	ACTION				GOTO
	+	*	a	#	E
0			S2		1
1			S2	acc	3
2	r3	r3	r3	r3	
3	S4	S5	S2		3
4	r1	r1	r1	r1	
5	r2	r2	r2	r2	

(3) 拓广文法：

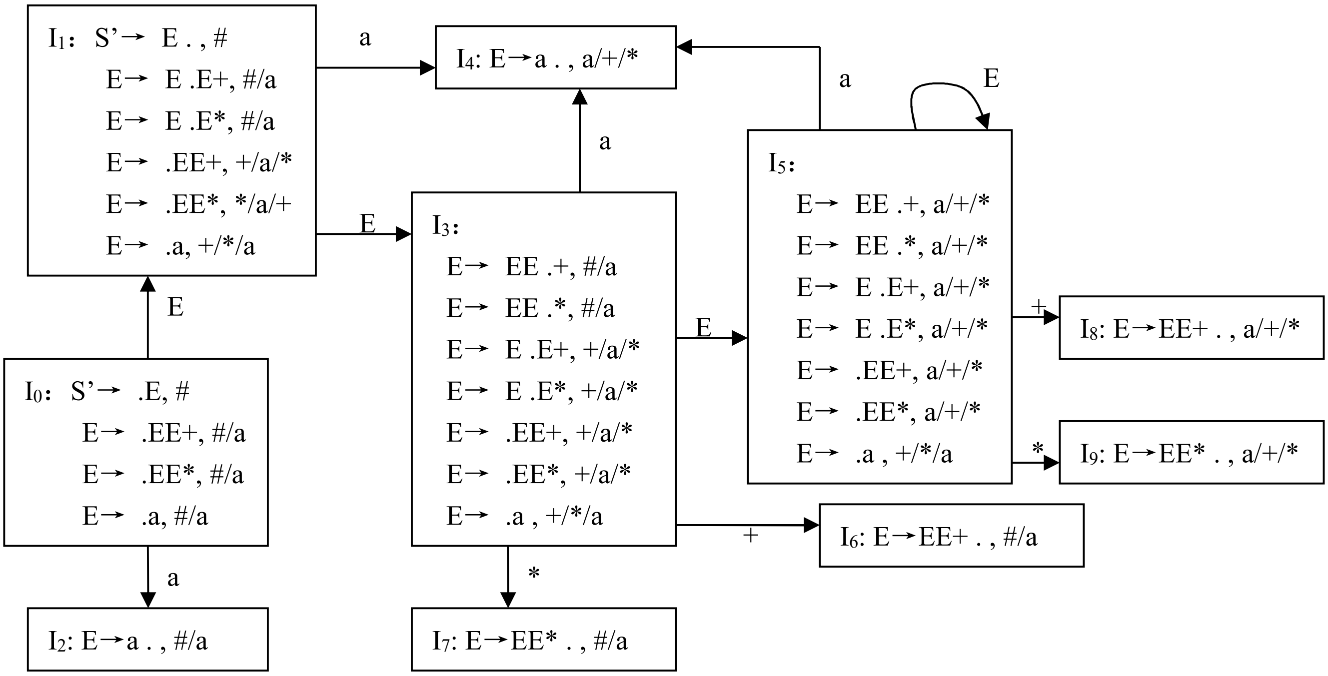
① **S’::= E**

② **E::= EE+**

③ **E ::= EE***

④ **E::=a**

识别 **G[S’]** 的 **LR(1)**项目集及状态转移图如下：



文法 **G[S’]LR(1)**分析表：

状态	Action				goto
	+	*	a	#	E
0			S_2		**1**
1			S_4	**acc**	**3**
2			r_4	r_4	
3	S_6	S_7	S_4		**5**
4	r_4	r_4	r_4		
5	S_8	S_9	S_4		**5**
6			r_2	r_2	
7			r_3	r_3	
8	r_2	r_2	r_2		
9	r_3	r_3	r_3		

不存在多重定义的元素，所以该文法是 **LR(1)**文法。

（**4**）为 **LALR(1)**文法，其分析如下：

状态	Action				goto
	+	*	a	#	E
0			S_{24}		**1**
1			S_{24}	**acc**	**35**
24	r_4	r_4	r_4	r_4	

35 **68** **79**	S_{68} r_2 r_3	S_{79} r_2 r_3	S_{24} r_2 r_3	 r_2 r_3	**35**

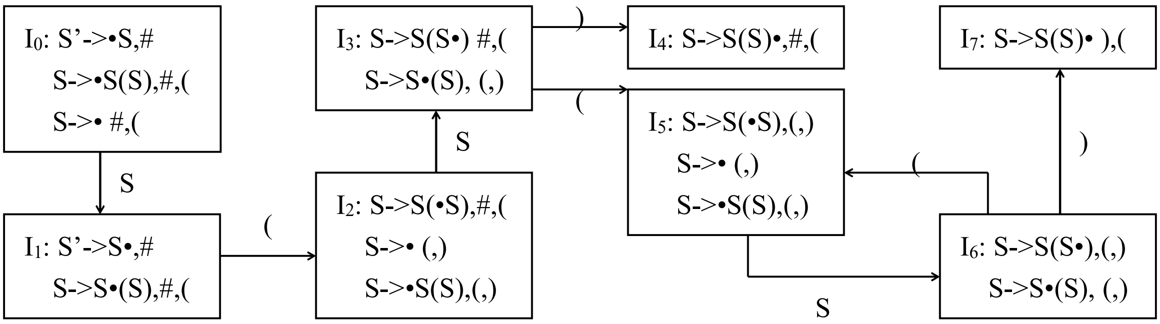
P147 26. 对如下文法 **G**：

S∷＝S(S) **S∷＝ ε**

构造 **LR(1)**项目规范集以及 **LR(1)**分析表，并用分析器给出**(())**的分析过程。

解：

引入开始符号 **S'**。则拓广文法：**S'->S**，**S->S(S)**，**S->** ε 。其中 **r1: S->S(S)** **r2: S->** ε



LR(1)分析表如下所示：

状态	**ACTION**			**GOTO**
	(	)	#	**S**
0	**r2**		**r2**	**1**
1	**S2**		**acc**	
2	**r2**	**r2**		**3**
3	**S5**	**S4**		
4	**r1**		**r1**	
5	**r2**	**r2**		**6**
6	**S5**	**S7**		
7	**r1**	**r1**		

分析符号串（(())

步骤	状态栈	符号栈	输入串	分析动作	下一状态
0	**0**	**#**	**(())#**	**r2**	**GOTO[0,S]=1**
1	**01**	**#S**	**(())#**	**S2**	**2**
2	**012**	**#S(**	**())#**	**r2**	**GOTO[2,S]=3**
3	**0123**	**#S(S**	**())#**	**S5**	**5**
4	**01235**	**#S(S(**	**))#**	**r2**	**GOTO[5,S]=6**
5	**012356**	**#S(S(S**	**))#**	**S7**	**7**
6	**0123567**	**#S(S(S)**	**)#**	**r1**	**GOTO[2,S]=3**
7	**0123**	**#S(S**	**)#**	**S4**	**4**
8	**01234**	**#S(S)**	**#**	**r1**	**GOTO[0,S]=1**
9	**01**	**#S**	**#**	**acc**	成功

P148 30. 给出如下文法：

$G_1[S]$: S∷＝aSbS | aS | c

$G_2[S]$: S∷＝aAa | aBb　　A∷＝x　　B∷＝x

$G_3[S]$: S∷＝aAa | aBb| bAb　　A∷＝x　　B∷＝x

$G_4[S]$: S∷＝aAa | aBb| bAb| bBa　　A∷＝x　　B∷＝x

（1）　证明二义性文法 $G_1[S]$不是 LR(0)文法；

（2）　证明 $G_2[S]$是 SLR(1)文法但不是 LR(0)文法；

（3）　证明 $G_3[S]$是 LR(1)文法但不是 SLR(1)文法；

（4）　证明 $G_4[S]$是 LR(1)文法但不是 LALR 文法。

(1) 证明：构造其 LR(0)项目集：

I_0: S’->•S　S->•aSbS　S->•aS　S->•c

I_1: S->a•SbS　S->a•S　S->•c　S->•aSbS　S->•aS

I_2: S->aS•bS　S->aS•

因为 I_2 中出现了“移进-归约”冲突，因此不是 LR(0)文法；

(2) 证明：构造其 LR(0)项目集：

I_0: S’->•S　S->•aAa　S->•aBb

I_1: S’->S•

I_2: S->a•Aa　S->a•Bb　A->•x　B->•x

I_3: S->aA•a

I_4: S->aB•b

I_5: A->x•　B->x•

I_6: S->aAa•

I_7: S->aBb•

由于 I_5 中出现了“归约-规约”冲突，因此 $G_2[S]$不是 LR(0)文法；

∵FOLLOW(A)={a}∩FOLLOW(B)={b}=Φ

∴ACTION[i, a]=“用产生式 A->x 进行归约”;

　ACTION[i, b]=“用产生式 B->x 进行归约”;

因而该文法为 SLR(1)文法。

(3) 证明：构造其 LR(1)项目集：

I_0: S’->•S, #　S->•aAa, #　S->•aBb, #　S->•bAb, #

I_1: S’->S•, #

I_2: S->a•Aa, #　A->•x, a　S->a•Bb, #　B->•x, b

I_3: S->b•Ab, #　A->•x, b

I_4: A->x•, a　B->x•, b

（其余从略）

此时由 I_4 可知存在“归约-归约”冲突，且 FOLLOW(A)={a,b}∩FOLLOW(B)={b}≠Φ

故该文法不是 SLR(1)文法，但有 ACTION[i, a]=“用产生式 A->x 进行归约”，ACTION[i, b]=“用产生式 B->x 进行归约”，所以是 LR(1)文法。

(4) 证明：构造其 LR(1)项目规范集：

I_0: S’->•S, #　S->•aAa, #　S->•aBb, #　S->•bAb, #　S->•bBa, #

I_1: S’->S•, #

I_2: S->a•Aa, #　S->a•Bb, #　A->•x, a　B->•x, b

I_3: S-> b•Ab, #　S->b•Ba, #　A->•x, b　B->•x, a

I_4: S->aA•a, #

I_5: S->aB•b, #

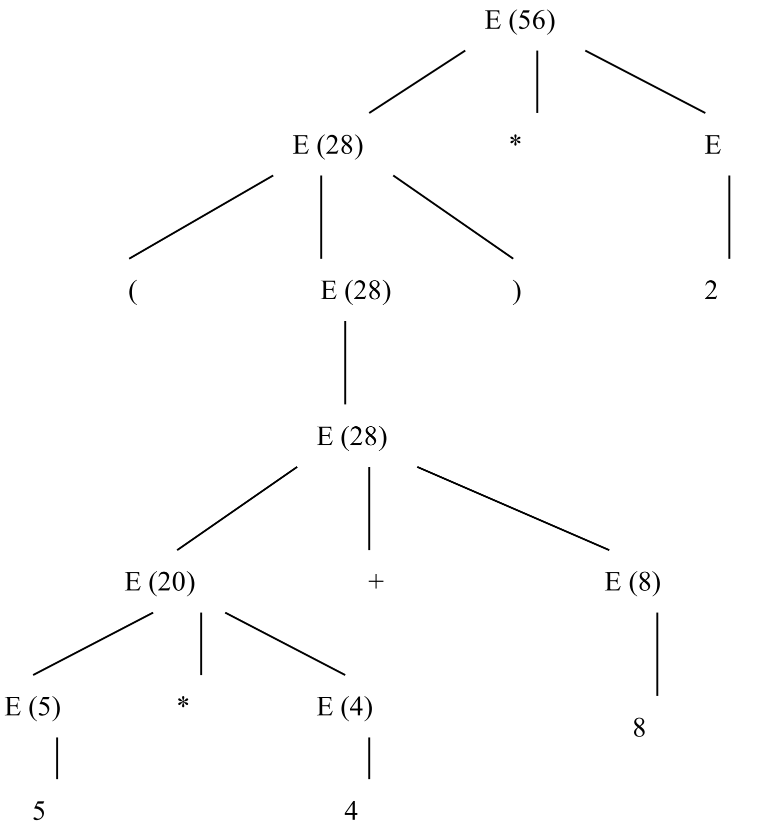
I_6: A->x•, a   B->x•, b
I_7: S->bA•b, #
I_8: S->bB•a, #
I_9: A->x•, b   B->x•, a
I_{10}: S->aAa•, #
I_{11}: S->aBb•, #
I_{12}: S->bAb•, #
I_{13}: S->bBa•, #

对于 **I_6** 与 **I_9** 并不存在“归约-归约”冲突，于 **LR(1)**文法相符；
然合并同心集 **I_6** 和 **I_9**，得：**A->x, a/b   B->x, a/b**
出现了“归约-归约”冲突，故该文法并非 **LALR** 文法。

第十一次作业：

P194 1. 按照语法制导翻译的一般原理，给出表达式**(5*4+8)*2** 的语法树各结点并注明语义值 **VAL**。

解：



P194 2. 给出下面表达式的后缀式表示：

解： **(2) ¬ a∨¬ (c∨¬ d)   :   a¬ cd¬ ∨¬ ∨**
(3) a+b*(c+d/e)   :   abcde/+*+
(4) (a∧b)∨(¬ c∨d)   :   ab∧c¬ d∨∨
(5) –a+b*(-c+d)   :   a-bc-d+*+
(6) (a∨b) ∧(c∨¬ d∧e)   :   ab∨cd¬ e∧∨∧

(7) if (x+y)*z<>0 then (a+b)↑c else a↑b↑c　: xy+z* p1 JEZ ab+c↑　p2 JUMP ab↑c↑

P195 4. 将下列中缀式改写为后缀式表示：

解：**(2) ((a*d+c)*d+e)*f+g　:　ad*c+d*e+f*g+**

(3) a+x*(b+x*(c+x*(d+x*(e+x*f))))　:　axbxcxdxexf*+*+*+*+*+

(4) x≤-5∨x≥5　:　x5-≤x5≥∨

P195 5. 将下列后缀式改写为中缀式表示：

解：**(1) abc-*cd+e/-　:　a*(b-c)-(c+d)/e**

(3) abc+≤a0>∧ab+0<>a0<∧∨　:　(a≤b+c∧a>0) ∨(a+b<>0∧a<0)

P195 6. 利用所给的语义子程序给出下列算术表达式语法制导翻译过程：

以（1）**(a+b)**为例进行分析，（2）（3）两题与（1）类似；

解：参看 **P118** 表 **4.15**，该表存在错位，应纠正：

步骤	状态栈	符号栈	输入串	规约规则	调用子程序	后缀表示
1	0	#	(a+b)#			
2	04	#(	a+b)#			
3	045	#(a	+b)#	F∷=i	SUB6	a
4	043	#(F	+b)#	T∷=F	SUB4	a
5	042	#(T	+b)#	E∷=T	SUB2	a
6	041	#(E	+b)#			a
7	0416	#(E+	b)#			a
8	04165	#(E+b	)#	F∷=i	SUB6	ab
9	04163	#(E+F	)#	T∷=F	SUB4	ab
10	04169	#(E+T	)#	E∷=$E^{(1)}$+T	SUB1	ab+
11	048	#(E	)#			ab+
12	0481	#(E)	#	F∷=(E)	SUB5	ab+
13	03	#F	#	T∷=F	SUB4	ab+
14	02	#T	#	E∷=T	SUB2	ab+
15	01	#E	#	acc		

P195 8. 写出下列赋值语句的自下而上语法制导翻译过程，并给出产生四元式序列：

a:=b*(c+d)

步骤	状态栈	符号栈	PLACE	输入串	规约规则	调用子程序	四元式
1	0	#	-	a:=b*(c+d)#			
2	02	#a	-V^a	:=b*(c+d)#	V∷=i	SUB8	
3	03	#V	-V^a	:=b*(c+d)#			
4	034	#V:=	-V^a-	b*(c+d)#			
5	0349	#V:=b	-V^a-F^b	*(c+d)#	F∷=i	SUB7	
6	0347	#V:=F	-V^a-T^b	*(c+d)#	T∷=F	SUB5	

7	0346	#V:=T	$-V^a-T^b$	*(c+d)#			
8	03461	#V:=T*	$-V^a-T^b$	(c+d)#			
9	034618	#V:=T*(	$-V^a-T^b-$	c+d)#			
10	0346189	#V:=T*(c	$-V^a-T^b-F^c$	+d)#	F∷＝i	SUB7	
11	0346187	#V:=T*(F	$-V^a-T^b-T^c$	+d)#	T∷＝F	SUB5	
12	0346186	#V:=T*(T	$-V^a-T^b-E^c$	+d)#	E∷＝T	SUB3	
13	0346182	#V:=T*(E	$-V^a-T^b-E^c$	+d)#			
14	03461820	#V:=T*(E+	$-V^a-T^b-E^c-$	d)#			
15	034618209	#V:=T*(E+d	$-V^a-T^b-E^c-F^d$	)#	F∷＝i	SUB7	
16	034618207	#V:=T*(E+F	$-V^a-T^b-E^c-T^d$	)#	T∷＝F	SUB5	
17	034618203	#V:=T*(E+T	$-V^a-T^b-T_1$	)#	E∷＝ $E^{(1)}$+T	SUB2	(+, c, d, T_1)
18	0346182	#V:=T*(E	$-V^a-T^b-T_1$	)#			
19	03461825	#V:=T*(E)	$-V^a-T^b-T_1$	#	F∷＝(E)	SUB6	
20	034614	#V:=T*F	$-V^a-T_2$	#	T∷＝ $T^{(1)}$*F	SUB4	(*, b, T_1, T_2)
21	0346	#V:=T	$-V^a-T_2$	#	E∷＝T	SUB3	(*, b, T_1, T_2)
22	0345	#V:=E	$-V^a-T_2$	#	A∷＝ V:=E	SUB1	(:=, T_2, , a)
23	01	#A	-	#	acc		

P195 10. 将下列布尔表达式翻译成四元式序列，并给出语法制导翻译过程（作为条件控制）：

a∧b∧c>d

解：四元式序列如下所示：

(1) (jnz, a, , 3)　　a 的四元式，当 a 为真时，则转向第 3 个四元式

(2) (j, , , 0)

(3) (jnz, b, , 5)　　b 的四元式，当 b 为真时，则转向第 3 个四元式

(4) (j, , , 2)　　无条件转向第 2 个四元式

(5) (j>, c, d, 0)　　c>d 的四元式

(6) (j, , , 4)　　无条件转向第 4 个四元式

<BE>•TC 表示<BE>真出口的链首

<BE>•FC 表示<BE>假出口的链首，每个链尾的四元式第 4 分量均为 0，表示结束标记

语法制导翻译过程	四元式
a∧b∧c>d	
(1) E∧b∧c>d	100 (jnz, a, , 0/102)
{E•TC:=100; E•FC:=101}	101 (j, , , 0)
(2) $E^{\wedge}$b∧c>d	
{BP($E^{(1)}$•TC=100, NXQ=102);	
$E^{\wedge}$•FC:= $E^{(1)}$•FC=101}	
(3) $E^{\wedge}$E∧c>d	102 (jnz, b, , 0/104)
{E•TC:=102; E•FC:=103}	103 (j, , , 0/101)
(4) $E^{\wedge}E^{\wedge'}$c>d	

{BP($E^{(1)}$•TC=102, NXQ=104);
$E^{\wedge'}$•FC:= $E^{(1)}$•FC=103}

(5) $E^{\wedge}E^{\wedge'}\underline{E}$ 104 (j>, c, d, 0)

{E•TC:=104; E•FC:=105} 105 (j, , , 0/103)

(6) $E^{\wedge}E^{(1)}$

{ $E^{(1)}$•TC:= E•TC =104; $E^{(1)}$•FC:= MERG($E^{\wedge'}$•FC=103, E•FC=105)=105}

(7) $E^{(2)}$

{ $E^{(2)}$•TC= $E^{(1)}$•TC =104; $E^{(2)}$•FC:= MERG($E^{\wedge}$•FC=101, E•FC=105)=105}

第十二次作业：

P195 12. 写出下列条件赋值语句的四元式序列：

z := if a>c then x+y else x+y-0.5

解：根据语义子程序，其条件赋值语句四元式序列为：

100 (j>, a, c, 102)
101 (j, , , 105)
102 (+, x, y, T_1)
103 (:=,T_1, , z)
104 (j, , , 108)
105 (+, x, y, T_2)
106 (-, T_2, 0.5, T_3)
107 (:=,T_3, -, z)
108

P195 13. 将下列条件语句翻译成四元式序列：

if x=y+1 then x := x*y else while x<>0 do
begin x :=x-1; y :=y+2 end

解：根据语义子程序，其条件赋值语句四元式序列为：

100 (+, y, 1, T_1)
101 (j=, x, T_1, 103)
102 (j, , , 106)
103 (*, x, y, T_2)
104 (:=,T_2, , x)
105 (j, , , 113)
106 (j<>, x, 0, 108)
107 (j, , , 113)
108 (-, x, 1, T_3)
109 (:=,T_3, , x)
110 (+, y, 2, T_4)
111 (:=,T_4, , y)
112 (j, , , 113)
113

P195 14. 将下列 while 语句翻译成四元式序列：

(2) while a<c∧b<d do

if a=1 then c :=c+1 else

while a<=d do a :=a+2

一　语法制导翻译过程:

(1) W　A<C<B<D　do......

{W·Q∪AD:=100}

(2) W$E^{(1)}$∧B<D　do......　　100(J<,A,C,102);

{ $E^{(1)}$·TC:=100,$E^{(1)}$·FC:=101}　　101(J,-,-,0);

(3) WE^{A}B<D　do......

{BACKPATCH($E^{(1)}$·TC:=100,NXQ=102);

E^{A}·FC:= $E^{(1)}$·FC:=101}

(4) W$E^{A}E^{(2)}$　do......　　102(J<,B,D,104)

{ $E^{(2)}$·TC:=102;$E^{(2)}$·FC:=103}　　103(J,-,-,101)

(5) WE　do......

{E·TC:=$E^{(2)}$·TC:=102;

E·FC:=MERG(E^{A}·FC=101,$E^{(2)}$·FC=103)=103}

(6) W^{d}if A:=1 then......

{BACKPATCH(E·TC=102,NXQ=104);

W^{d}·CHAIN:=E·TC=103;

W^{d}·Q∪AD:=W·Q∪AD=100}

(7) W^{d} if E then C:=C+1......

{E·TC:=104;E·FC:=105}　　104(J=,A,’1’.106)

105(J,-,-,109)

(8) W^{d}C C:=C+1 else......

{BACKPATCH(E·TC=104,NXQ=106);

C·CHAIN:=E·FC=105}

(9) $W^{d}CS^{(1)}$　else......　　106(+,C,’1’,T_1)

{$S^{(1)}$·CHAIN:=0;　　107(:=,T_1,-,C)

T_1:=NEWTEMP}

(10) $W^{d}T^{P}$　while　A<=D　do......

{q:=108;　　108(J,-,-.100)

BACKPATCH(C·CHAIN=105,NXQ=109);

T^{P}·CHAIN:=MFRG($S^{(1)}$·CHAN=0,q:=108)}

(11)　$W^dT^P\underline{W}$'A<=D　　do……

{W'·Q∪AD:=NXQ=109}

(12)　W^dT^PW'$\underline{E}$　　　do A:=A+2

{E·TC:=109;　　　　　　　109(J:=,A,D,111)
E·FC:=110}　　　　　　　110(J,-,-,100)

(13)　$W^dT^P\underline{W}^d$　A:=A+2

{BACKPATCH(E·TC=109,NXQ=111);

W^d ·CHAIN:=E·FC=110;

W^d ·Q∪AD:=W·Q∪AD=109}

(14)　$W^dT^PW^{d'}\underline{S}^{(1)}$

{S·CHAIN:=0;　　　　　　　111(+,A,'2',T_2)
T_2:=NEWTEMP}　　　　　　　112(:=,T_2,-,A)

(15)　$W^dT^P\underline{S}^{(2)}$

{BACKPATCH($S^{(1)}$·CHAIN$W^{d'}$·Q∪AD=109)

$S^{(2)}$·CHAIN:=$W^{d'}$·CHAIN=110}　　113(J,-,-,109)

(16)　$W^dS^{(1)}$

{S·CHAIN:=MERG(T^P·CHAIN=108;

$S^{(1)}$·CHAIN=110)=110}

(17)　$\underline{S}$

{BACKPATCH($S^{(1)}$ ·CHAIN=110,W^dQ∪AD=100);

S·CHAIN:=W^d·CHAIN=103}　　　　114(return,-,-,0)

二 序列：

100(J<,A,C,102);
101(J,-,-,0)
102(J<,B,D,104)
103(J,-,-,101)
104(J=,A,'1'.106)

105(J,-,-,109)
106(+,C,'1',T_1)
107(:=,T_1,-,C)
108(J,-,-.100)
109(J=,A,D,111)
110(J,-,-,100)
111(+,A,'2',T_2)
112(:=,T_2,-,A)
113(J,-,-,109)
114(return,-,-,0)
S·CHAIN=103

P195 15. 根据 **for** 循环语句和条件语句的语义子程序，**for i:=a+b*2 to c+d+10 do if h>g then p:=p+1** 被翻译成如下四元式序列：

100	**(*, b, 2, T_1)**
101	**(+, a, T_1, T_2)**
102	**(:=, T_2, , i)**
103	**(+, c, d, T_3)**
104	**(+, T_3, 10, T_4)**
105	**(:=, T_4, , T)**
106	**(j, , , 108)**
107	**(+, i, 1, i)**
108	**(j>, i, T, 114)**
109	**(j>, h, g, 111)**
110	**(j, , , 113)**
111	**(+, p, 1, T_5)**
112	**(:=, T_5, , p)**
113	**(j, , , 107)**
114	