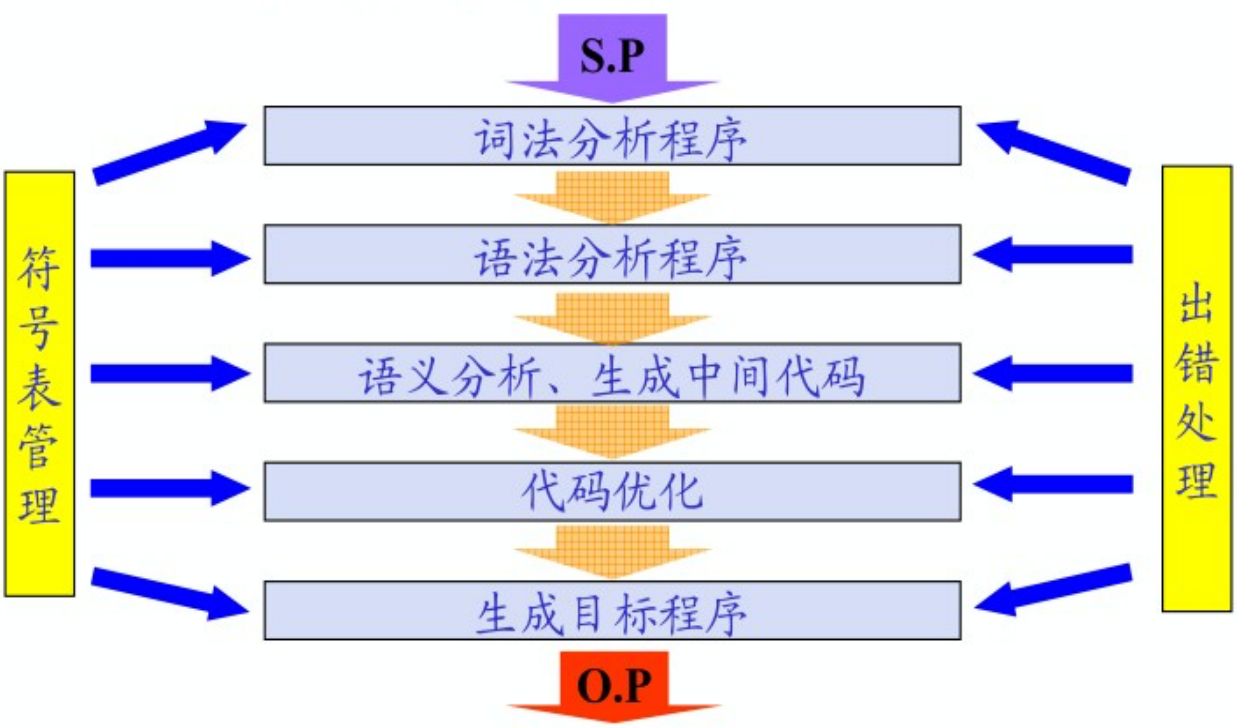
# 第一章

**练习 1**

2、典型的编译程序可划分为哪几个主要的逻辑部分？各部分的主要功能是什么？

典型的编译程序具有 7 个逻辑部分：




# 第二章

**练习 2.2**

4.试证明：A+ =AA*=A*A

证：∵ A*=A0∪A+，A+=A1∪A2∪…∪An∪…

得：A*=A0∪A1∪A2∪…∪An∪…

∴ AA*=A（A0∪A1∪A2∪…∪An∪…）

= AA0∪AA1∪AA2∪…∪A An∪…

=A∪A2∪A3∪An +1∪…

= A+

同理可得：

A*A =(A0∪A1∪A2∪…∪An∪…)A

=A0 A∪A1A∪A2A∪…∪AnA∪…

= A∪A2∪A3∪An+1∪…

= A+

因此： A+ =AA*=A*A

**练习 2.3**

1.设 G[〈标识符〉]的规则是 ：

〈标识符〉::=a|b|c|

〈标识符〉a|〈标识符〉c|

〈标识符〉0|〈标识符〉1

试写出 VT 和 VN，

并对下列符号串 a,ab0,a0c01,0a,11,aaa 给出可能的一些推导。

解：VT ={a,b,c,0,1}， VN ={〈标识符〉}

(1) 不能推导出 ab0,11,0a

(2)〈标识符〉=>a

(3)〈标识符〉=>〈标识符〉1

=>〈标识符〉01

=>〈标识符〉c01

=>〈标识符〉0c01

=>     a0c01

(4)〈标识符〉=>〈标识符〉a

=>〈标识符〉aa

=>aaa

2．写一文法，其语言是偶整数的集合

解：G[<偶整数>]：

<偶整数>::= <符号> <偶数字>| <符号><数字串><偶数字>

<符号> ::= + | — | ε

<数字串>::= <数字串><数字>|<数字>

<数字> ::= <偶数字>| 1 | 3 | 5 | 7 | 9

<偶数字> ::=0 | 2 | 4 | 6 | 8

4. 设文法 G 的规则是：

〈A〉::=b<A>| cc

试证明：cc, bcc, bbcc, bbbcc∈L[G]

证：（1）〈A〉=>cc

（2）〈A〉=>b〈A〉=>bcc

（3）〈A〉=>b〈A〉=>bb〈A〉=>bbcc

（4）〈A〉=>b〈A〉=>bb〈A〉=>bbb〈A〉=>bbbcc

又∵cc, bcc, bbcc, bbbcc∈Vt*

∴由语言定义，cc, bcc, bbcc, bbbcc∈L[G]

5 试对如下语言构造相应文法：

（1）{ a(bn)a | n=0,1,2,3,……},其中左右圆括号为终结符。

（2） { （an）（bn） | n=1,2,3,……}

解：（1）文法[G〈S〉]：

S::= a(B)a

B::= bB |ε

( 2 ) 文法[G〈S〉]：--错了，两个 n 不等

S ::= (A)(B)

A::= aA|a

B::= bB|b

7.对文法 G3[〈表达式〉]

〈表达式〉::=〈项〉 |〈表达式〉+〈项〉 |〈表达式〉-〈项〉

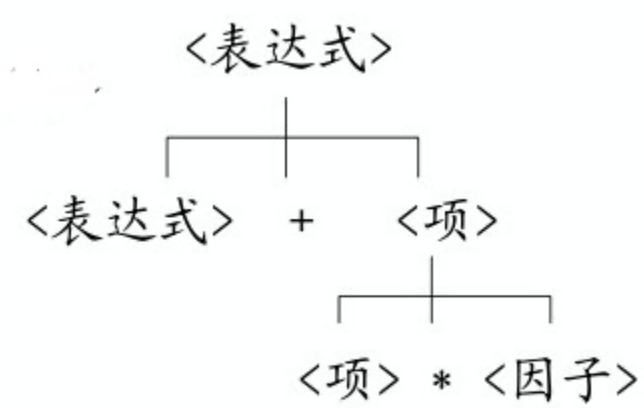
〈项〉 ::=〈因子〉 |〈项〉 *〈因子〉 |〈项〉 /〈因子〉

〈因子〉 ::=（〈表达式〉）| i

列出句型〈表达式〉+〈项〉*〈因子〉的所有短语和简单短语。

<表达式> => <表达式> + <项>

=> <表达式> + <项> * <因子>



短语有：

〈表达式〉+〈项〉*〈因子〉和〈项〉*〈因子〉

简单短语是：〈项〉*〈因子〉

8 文法 V::= aaV | bc 的语言是什么？

•

解：L（G[V]）= {a2nbc | n=0,1,2,……}

V ⇒ aaV ⇒aaaaV ⇒.... ⇒ a2nbc (n ≥ 1)

V ⇒ bc (n=0)

**练习 2.4**

5.已知文法 G[E]：

E::=ET+ | T

T::=TF* |F

F::=FP↑ |P

P::=（E）| i

有句型 TF*PP↑+，

问此句型的短语，简单短语，和句柄是什么？

解：此句型的短语有：TF*PP↑+，TF*，PP↑，P

简单短语有：TF*，P

句柄是：TF*

8.证明下面的文法 G 是二义的：

S::= iSeS | iS | i

证：由文法可知 iiiei 是该文法的句子，

又由文法可知 iiiei 有两棵不同的语法树。

所以该文法是二义性文法。

# 第三章

**练习 3.1**

1．画出下述文法的状态图

〈Z〉::=〈B〉e

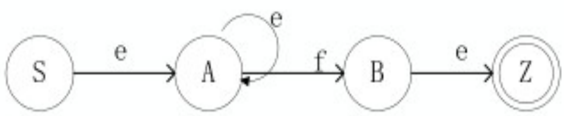
〈B〉::=〈A〉f

〈A〉::= e |〈A〉e

使用该状态图检查下列句子是否是该文法的合法句子

f，eeff，eefe

解:




f，eeff不是该文法的合法句子，eefe是该文法的合法句子

2、有下列状态图，其中 S 为初态，Z 为终态。

（1） 写出相应的正则文法；

（2） 写出该文法的 V，Vn 和 Vt；

（3） 该文法确定的语言是什么？

解：（1） Z→A1|0　　A→A0|0

（2） V={A,Z,0,1}

Vn={A,Z}

Vt={0,1}

（3） L (G[S])= {0 或 0n1,n≥1}

L (G[S])= {0|00*1}

**练习 3.2**

1．令 A，B，C 是任意正则表达式，证明

以下关系成立：

A|A=A

（A*）*= A*

A*=ε| AA*

（AB）*A = A（BA）*

（A|B）* =（A*B*）*=（A*|B*）

证明：

⑴A｜A＝｛x｜x∈L(A)或 x∈L(A)｝＝｛

x｜x∈L(A)｝＝A

⑵（A*）*＝（A*）0∪（A*）1∪（A*）2∪…∪（A*）n

＝ε∪(A0∪A 1∪A2∪…∪An) ∪(A1…)

＝ε∪A0∪A 1∪A2∪…∪An

＝A*

⑶ε ｜AA*所表示的语言是:

{ε}∪LA・LA*

＝LA0∪LA（LA0∪LA1∪LA2∪…）

＝LA0∪LA1∪LA2∪…＝LA*

故ε｜AA*＝A*

⑷

(LALB)*LA=({ε}∪L(A)LB∪LALBLALB∪LALBLALBLALB

∪…) LA

=LA∪LALBLA∪LALBLALBLA∪LALBLALBL

ALB∪LA…

= LA∪({ε}∪LBLA∪LBLALBLA∪…)

= LA(LBLA)

∴(AB)*A=A(BA)*

⑸三个表达式所描述的语言都是 LALB 中

任意组合

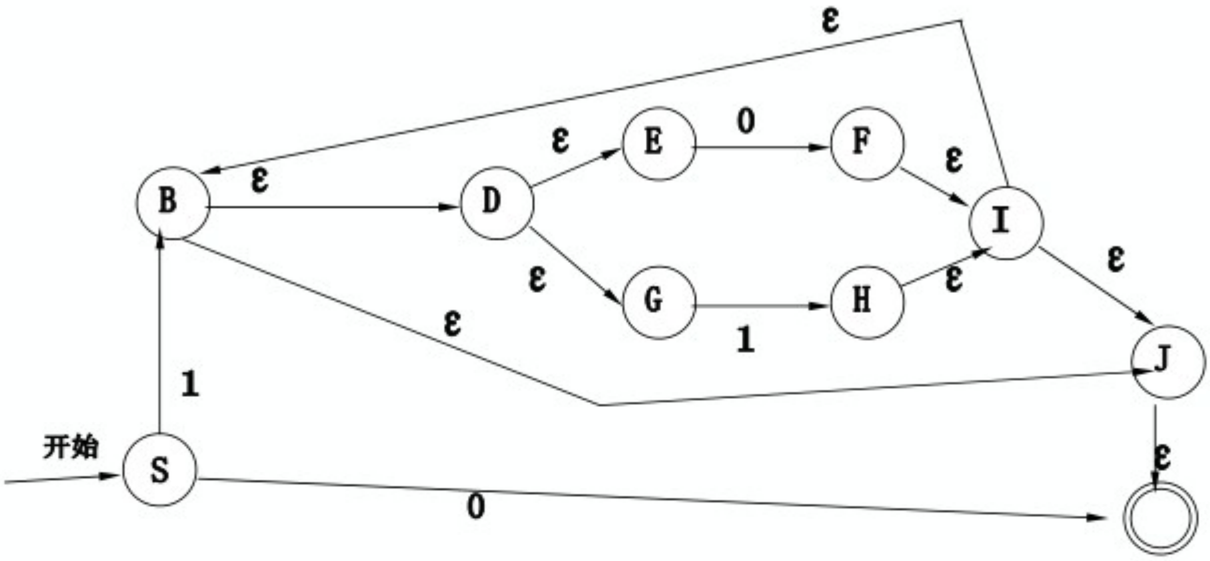
∴（A|B）*=(A*B*)=(A*|B*)*

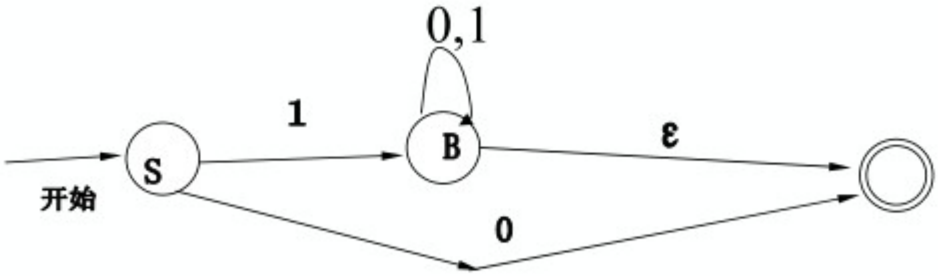
2. 构造下列正则表达式相应的 DFA

（1） 1（0|1）*|0

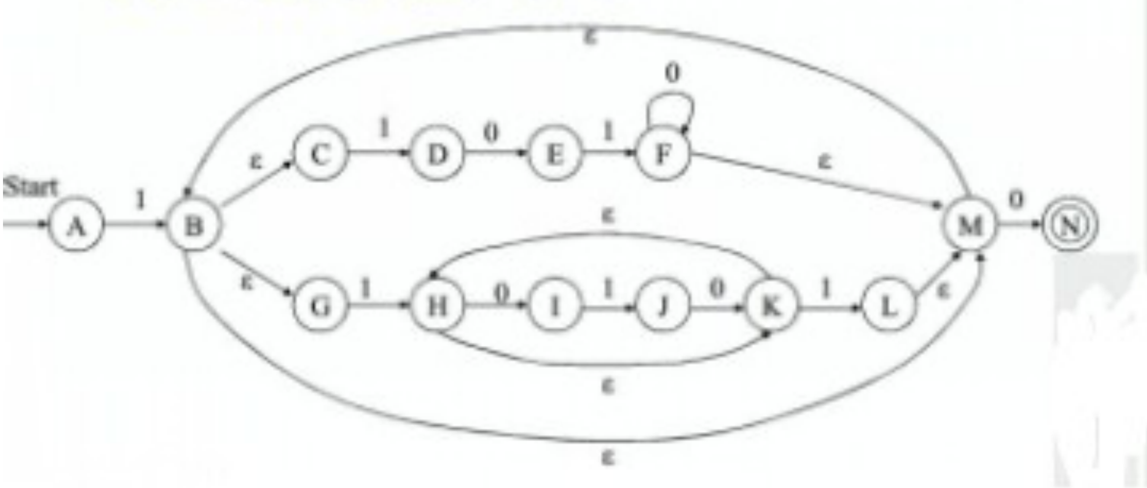
（2） 1（1010*|1（010）*1）*0

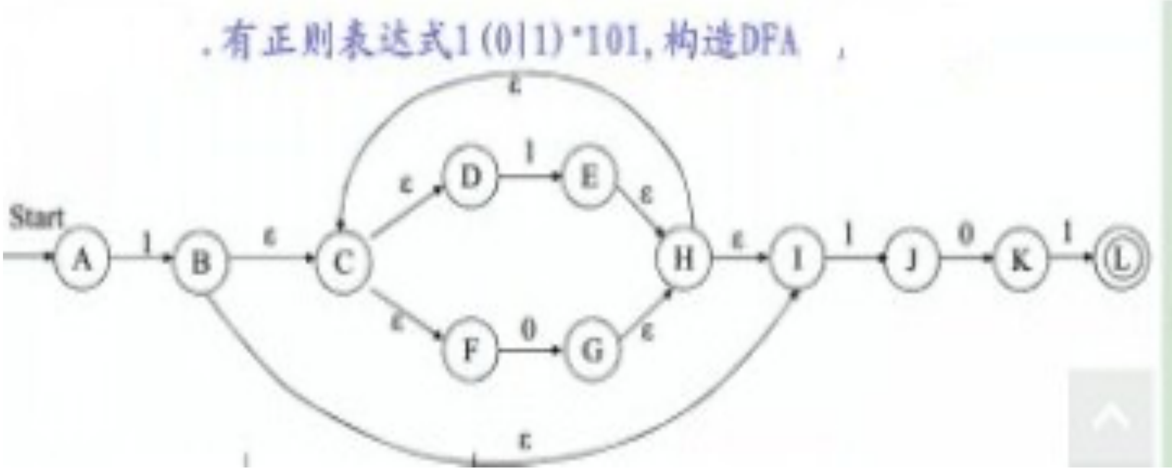
• （1）与1（0|1）*|0对应的NFA为:



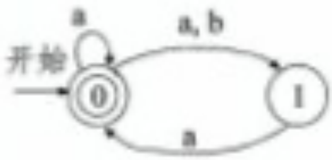

（2）1（1010*|1（010）*1）*0



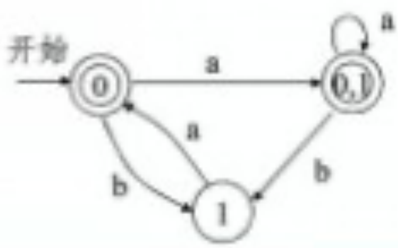



**4.**

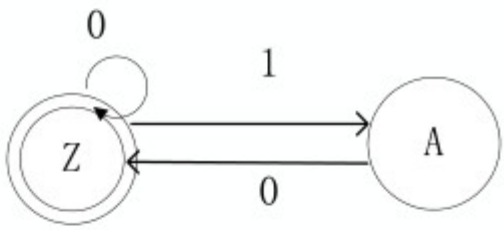
把图3.24的（a）和（b）分别确定化




| | a | b |
|---|---|---|
| {0} | {0,1} | {1} |
| {0,1} | {0,1} | {1} |
| {1} | {0} | -- |




5. 构造一 DFA，它接受Σ={0,1}上所有满足如下条件的字符串：每个 1 都有 0 直接跟在右边。




# 第四章

**练习 4.2**

2. 有文法 G[A]:

A::= (B) | dBe

B::= c | Bc

试设计自顶向下的语法分析程序。

解：消除左递归：

A::= (B) | dBe

B::= c{c}

procedure B;

if CLASS = 'c' then

begin

nextsym;

while CLASS = 'c' do nextsym;

end;

```
else
error;
program G;
begin
nextsym;
A;
end;
procedure A;
if CLASS = '(' then
begin
nextsym;
B;
if CLASS = ')' then
nextsym；
else
error
end；
else
if CLASS = 'd' then
begin
nextsym;
B;
```

if CLASS = 'e' then

nextsym;

else

error;

end;

else

error;

3. 有文法 G[Z]:　　　Z::= AcB| Bd

A::=AaB|c

B::= aA|a

(1) 试求各选择（候选式）的 FIRST 集合；

(2) 该文法的自顶向下的语法分析程序是否要编成递归子程序？为什么？

(3) 试用递归下降分析法设计其语法分析程序。

解: (1) FIRST(B)={a} FIRST(A)={c} FIRST(Z)={a,c}

FIRST(AcB)={c}　　　FIRST(Bd) ={a}

FIRST(AaB)={c}　　　FIRST(c) ={c}

FIRST(aA) ={a}　　　FIRST(a) ={a}

(2) 要编成递归子程序，因为文法具有递归性

(3) 改写文法：

Z::= AcB| Bd

A::= c{aB}

B::= a[A]

Z::= AcB| Bd
A::= c{aB}
B::= a[A]

```
void Z()
{
    if( sym =='c' )
    {
        A();
        if( sym == 'c')
        {
            getsym();
            B();
        }
        else
            error();
    }
    else if( sym == 'a')
    {
        B();
        if( sym != 'd')
            error();
        else
            getsym();
    }
    else
        error();
}
```

```
void A()
{
    if( sym == 'c')
    {
        getsym();
        while( sym == 'a')
        {
            getsym();
            B();
        }
    }
    else
        error();
}
```

```
void B()
{
    if( sym!='a' )
        error();
    else
    {
        getsym();
        if( sym == 'c')
            A();
    }
}
```

```
void main()
{
    getsym();
    Z();
}
```

## 练习 4.3

1． 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 集合

(2) 证明这个文法是 LL(1)的

(3) 构造它的预测分析表

解：(1)

FIRST( E ) = {(, a, b, ∧ }

FOLLOW( E ) = {#, ) }

FIRST( E' ) = { +,ε}

FOLLOW( E' ) = {#, )}

FIRST( T ) = { (, a, b, ∧}

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

FIRST( T' ) = { (, a, b, ∧, ε }

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

FIRST( F ) = { (, a, b, ∧}

FOLLOW( F ) = { (, a, b, ∧,#, ),+}

FIRST( F' ) = { *,ε}

FOLLOW( F' ) = { (, a, b, ∧,#, ),+}

FIRST( P ) = {(, a, b, ∧ }

FOLLOW( P ) = {*,(, a, b, ∧,#, ),+ }

(2) 证明：

FIRST( +E) ∩FIRST( ε ) = {+}∩{ ε } = ∮

FIRST( +E) ∩FOLLOW( E' ) ={+}∩{#, )} = ∮

FIRST( T ) ∩FIRST( ε )={ (, a, b, ∧}∩{ ε }= ∮

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

FIRST( *F' ) ∩FIRST( ε )= {*} ∩{ ε } = ∮

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

FIRST( (E) ) ∩FIRST(a) ∩ FIRST(b) ∩FIRST(∧)= ∮

所以此文法是 LL(1)文法

**（3）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' →ε | | T' → T | T' → ε | T' → T | T' → T | T' → T | T'→ ε |
| F | | | F → PF' | | F → PF' | F → PF' | F → PF' | |
| F' | F' →ε | F' →* F' | F' →ε | F' →ε | F' →ε | F' →ε | F' →ε | F' →ε |
| P | | | P →(E) | | P →a | P →b | P →∧ | |

2. 对于文法 G[S]：S → aABbcd | ε

A →ASd | ε

B → SAh | eC | ε

C → Sf | Cg | ε

D → aBD | ε

（1）对每一个非终结符号，构造 FOLLOW 集；

（2）对每一产生式的各侯选式，构造 FIRST 集；

（3）指出此文法是否为 LL（1）文法。

解：（1）FIRST(S) = {a, ε }

FIRST(A) = {a,d, ε}

FIRST(B) = {a,d,h,e, ε}

FIRST(C) = {a,f,g, ε}

FIRST(D) = {a, ε}

FOLLOW(S) = {d,a,f,h#}

FOLLOW(A) = {a,h,e,b,d}

FOLLOW(B) = {b,a}

FOLLOW(C) = {g,b,a}

(2)　　FIRST(aABbcd) = {a}

FIRST(ε) = {ε}

FIRST(ASd) = {a,d}

FIRST(ε) = {ε}

FIRST(SAh) = {a,d,h}

FIRST(eC) = {e}

FIRST(ε) = {ε}

FIRST(Sf) = {a,f}

FIRST(Cg) = {a,f,g}

FIRST(ε) = {ε}

(3)　　不是 LL(1)文法，因

FIRST(Sf) ∩ FIRST(Cg) = {a,f}∩ {a,f,g}≠∮

或 FOLLOW(S) ∩FIRST(aABbcd)＝{d,a,f,h#} ∩{a}≠∮

或 FOLLOW(A) ∩FIRST(ASd)＝{ a,h,e,b,d } ∩{ a,d }≠∮

或 FOLLOW(B) ∩FIRST(SAh)＝{ a,b } ∩{ a,d,h }≠∮

或 FOLLOW(C) ∩FIRST(Sf)＝{ g,a,b } ∩{ a,f }≠∮

或 FOLLOW(C) ∩FIRST(Cg)＝{ g,a,b } ∩{ a,f ,g}≠∮

6. 一个文法 G 是 LL(1)的必要与充分条件是什么？试证明之。

充要条件是:对于 G 的每一个非终结符 A 的任何两条不同规则 A::= α | β，有：

(1) FIRST(α)∩FIRST(β)= ∮

(2) 假若β=*=> ε，则 FIRST(α)∩FOLLOW(A)= ∮

证明：

充分性：条件（

证明：

充分性：条件（1）（2）成立

反证：若分析表中存在多重入口，即

）成立

反证：若分析表中存在多重入口，即

M[B,a] = { B::= α1, B::= α2} ,表明 FIRST(α1)∩FIRST(α2) ≠∮

或 M[B,a] = { B::= α1, B::= α2}，其中α2= ε 或α2=+=> ε

表明 FIRST(α1)∩FOLLOW(B) ≠∮

与条件（1）（2）矛盾。

必要性：文法是

）矛盾。

必要性：文法是 LL(1)文法，即分析表中不含多重入口

若条件

文法，即分析表中不含多重入口

若条件(1)不成立，即存在某非终结符 B 的两条规则 B::= α1|α2，

FIRST(α1)∩FIRST(α2) ≠ ∮

则对任意的 a∈FIRST(α1)∩FIRST(α2)，有

M[B,a] = { B::= α1, B::= α2},矛盾

若条件（

矛盾

若条件（2）不成立，即存在某非终结符 B 的两条规则 B::= α1|α2，

α2=*=> ε

有 FIRST(α1)∩FOLLOW(B) ≠∮

则对任意的 a∈FIRST(α1)∩FOLLOW (B)，有

M[B,a] = { B::= α1, B::= α2},矛盾

## 练习 4.4

4.有文法 G[E]:　　E::= E+T ｜ T
T::= T*F ｜ F
F::= (E) ｜ i
列出下述句型的短语和素短语：E、T、i、T*F、F*F、i*F 、F* i、F+F+F

| 解：句型 | 短语 | 素短语 |
| --- | --- | --- |
| E | | |
| T | T | |
| i | i | i |
| T*F | T*F | T*F |
| F*F | F，F*F | F*F |
| i*F | i，i*F | i |
| F* i | F，i，F* i | i |
| F+F+F | F,F,F,F+F, F+F+F | F+F |

## 练习 4.5

1. 考虑具有下列规则的文法

S→E#　 E→T|E+T　 T→P| P↑T　 P→F|P*F　 F→i|(E)

(a) 下列句型的最右推导步骤中，其活前缀的集合是什么？

(1) E+i*i#

(2) E+P↑(i＋i)#

(b)

为下列输入串构造最右推导的逆：

(1) i+i*i#

(2) i+i↑(i+i)#

解：(a)（1）句柄为 i，所以活前缀集合为：E，E，E＋i

（2）句柄为 i，所以活前缀集合为：E，E+, E+P, E+P↑, E+P↑(, E+P↑(I

(b) （1）

i+i*i# <=

F+i*i# <=

P + i*i# <=

T+i*i# <=

E+i*i# <=

E+F*i# <=

E+P*i# <=

E+P*F# <=

E+P# <=

E+T# <=

E#　　　　　<=

S

**练习 4.6**

1. 给定具有如下产生式的文法

S→E#　E→E-T|T　T→F|F↑T　F→i|(E)

试求下列活前缀的有效项目集：

(a) F↑ (b) E-(　　　(c) E-T

解：(a)E↑

{ T→.F　T→F↑.T　T→.F↑T　F→.i　F→.(E)　}

(b)E-(

{F→ (.E), E →.E-T, E →.T, T →.F, T →.F↑T, T →.i, T →.(E)}

(c)E - T

{E →E-T. }

**练习 4.7**

1. 给定下列产生式的文法：

S→E　E→T|E+T　T→P|T*P　P→F|F↑P　F→i|(E)

（1）为该文法构造 SLR（1）分析表。

| 状态 | S | E | T | P | F | + | * | ↑ | i | （ | ） | # |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| C0 | | C1 | C2 | C3 | C4 | | | | S5 | S6 | | |
| C1 | | | | | | S7 | | | | | | A |
| C2 | | | | | | r1 | S8 | | | | r1 | r1 |
| C3 | | | | | | r3 | r3 | | | | r3 | r3 |
| C4 | | | | | | r5 | r5 | S9 | | | r5 | r5 |
| C5 | | | | | | r7 | r7 | r7 | | | r7 | r7 |
| C6 | | C10 | C2 | C3 | C4 | | | | S5 | S6 | | |
| C7 | | | C11 | C3 | C4 | | | | S5 | S6 | | |
| C8 | | | | C12 | C4 | | | | S5 | S6 | | |
| C9 | | | | C13 | C4 | | | | S5 | S6 | | |
| C10 | | | | | | S7 | | | | | | |
| C11 | | | | | | r2 | S8 | | | | r2 | r2 |
| C12 | | | | | | r4 | r4 | | | | r4 | r4 |
| C13 | | | | | | r6 | r6 | | | | r6 | r6 |
| C14 | | | | | | r8 | r8 | r8 | | | r8 | r8 |

# 第五章

**练习 5**

3. 如下非分程序结构语言的程序段，画出编译该程序段时将生成的

有序符号表。

BLOCK

REAL X,Y,Z1,Z2,Z3;

INTEGER I,J,K,LASTI;

STRING LIST-OF-NAMES;

LOGICAL ENTRY-ON EXIT-OFF;

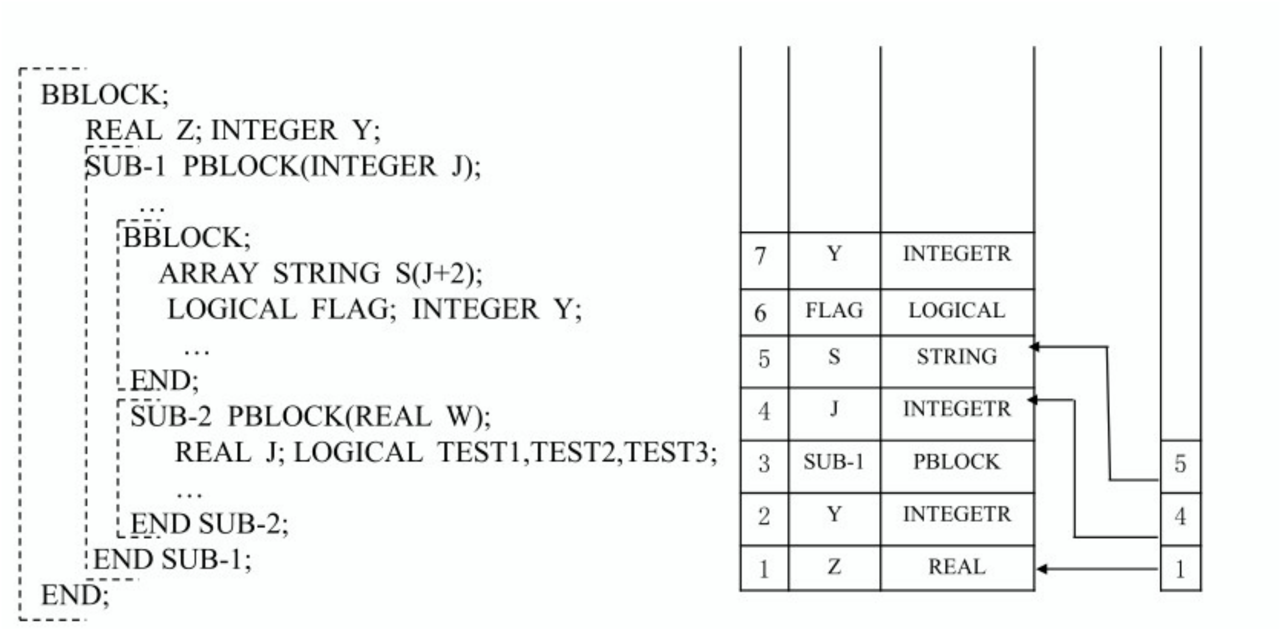
ARRAY REAL VAL(20);

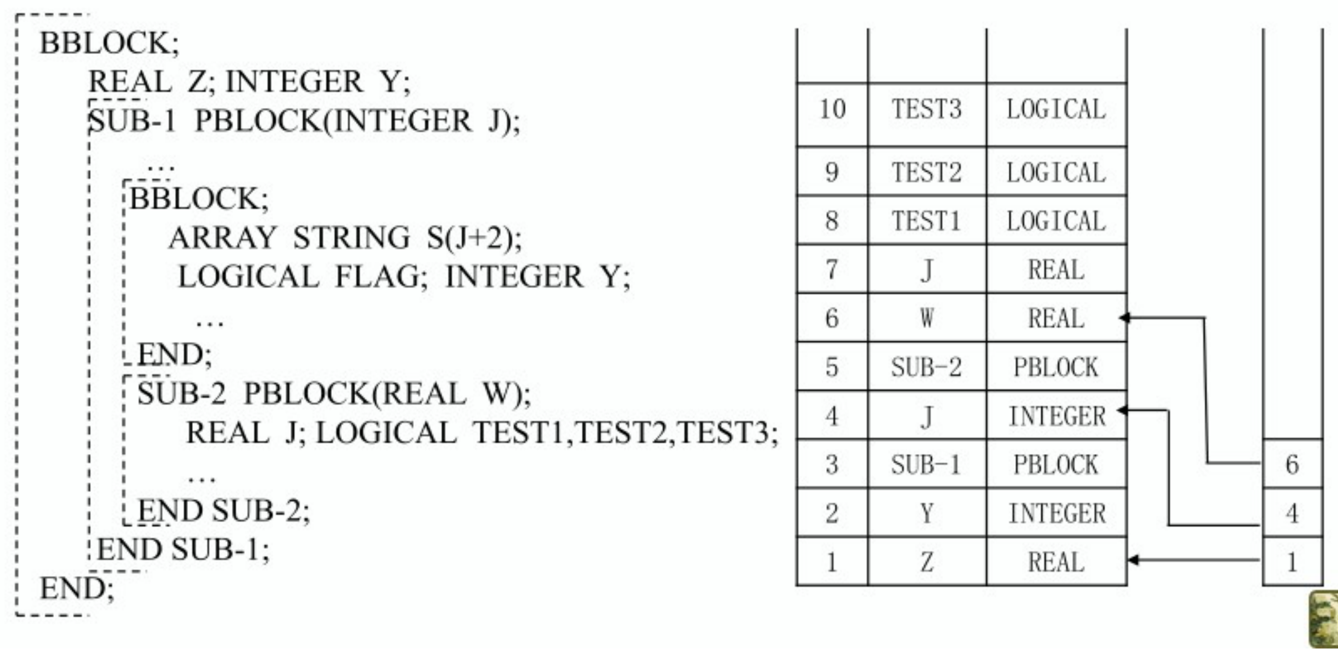
```
ARRAY INTEGER MIN-VAL-IND(20);
…
END OF BLOCK;
```

| 变量名 | 类型 | 维数 |
|---|---|---|
| ENTRY-ON | LOGICAL | 0 |
| EXIT-OFF | LOGICAL | 0 |
| I | INTEGER | 0 |
| J | INTEGER | 0 |
| K | INTEGER | 0 |
| LASTI | INTEGER | 0 |
| LIST-OF-NAMES | STRING | 0 |
| MIN-VAL-IND | INTEGER | 1 |
| VAL | REAL | 1 |
| X | REAL | 0 |
| Y | REAL | 0 |
| Z1 | REAL | 0 |
| Z2 | REAL | 0 |
| Z3 | REAL | 0 |

5. 画出下面的分程序结构的程序段当程序段 3 和 4 的编译即将完成以前的栈式符号表的图形(包括有效部分和失效部分）。

2 考虑下面的类 ALGOL 程序，画出当程序执行到①和②时，运行栈内容的图像。

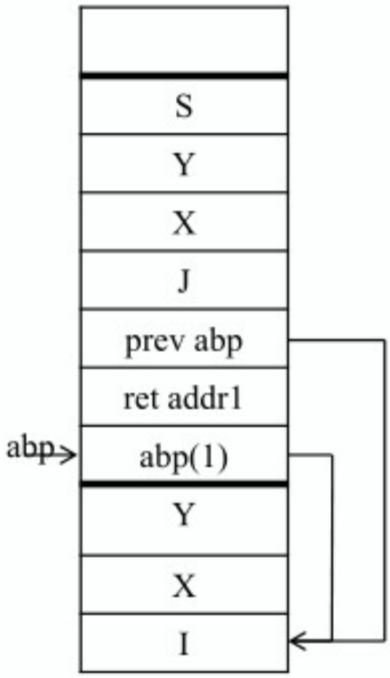


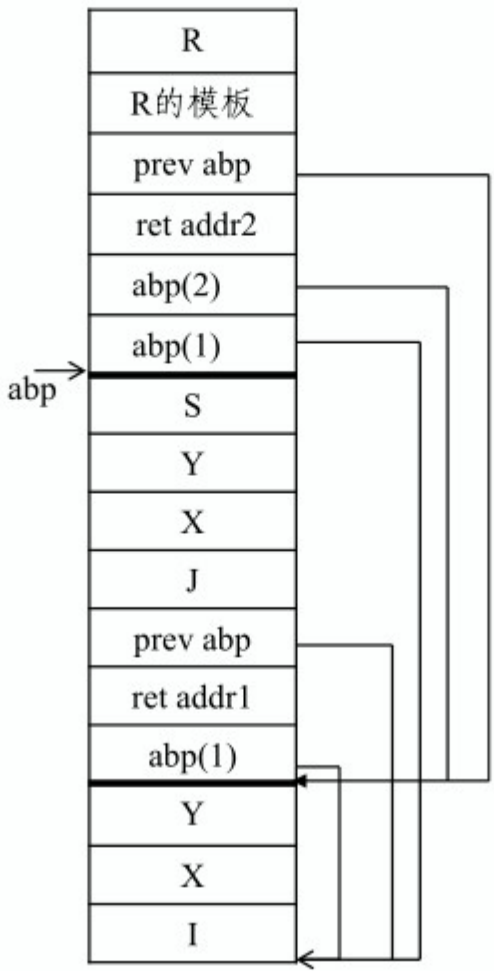




# 第六章

## 练习 6.2

2 考虑下面的类 ALGOL 程序，画出当程序执行到①和②时，运行栈内容的图像。


S
Y
X
J
prev abp
ret addr1
abp
abp(1)
Y
X
I




# 第七章

## 练习 7

2. 将下面的语句 A:= (B+C) ↑E+(B+C)*F 　　转换成三元式，间接三元式和四元

式序列。

三元式

| | | |
|---|---|---|
| (1) | + | B, C |
| (2) | ↑ | (1),E |
| (3) | + | B, C |
| (4) | * | (3),F |
| (5) | + | (2),(4) |
| (6) | := | A, (5) |

四元式

| | | |
|---|---|---|
| （1） | + | B， C， T1 |
| （2） | ↑ | T1， E， T2 |
| （3） | + | B， C T3 |
| （4） | * | T3， F， T4 |
| （5） | + | T2， T4， T5 |
| （6） | := | A， T5 |

间接三元式

操作

1、（1）

2、（2）

3、（1）

4、（3）

5、（4）

6、（5）

| | | |
|---|---|---|
| （1） | + | B， C |
| （2） | ↑ | （1）， E |
| （3） | * | （1）， F |
| （4） | + | （2）， （3） |
| （5） | := | A， （4） |

# 第九章

**练习 9.1**

1.试分别构造一个符号串翻译文法，它将由一般中缀表达式文法所定义的中缀表达式翻译成波兰前缀表达式和波兰后缀表达式.

解：翻译为波兰前缀表达式

的文法为：

E->@+E+T

E->T

T->@*T*F

T->F

F->(E)

F->@ii

翻译为波兰后缀表达式

的文法为：

E->E+T@+

E->T

T->T*F@*

T->F

F->(E)

F->i@i

2． 构造一符号串翻译文法，它将接受由 0 和 1 组成的任意输入符号串，并产生下面的输出符号串：

（a）输入符号串倒置（c） 输入符号串本身。

（a）S->0S@0　　　或 S->@0S0

S->1S@1　　　　　S->@1S1

S-> ε

S-> ε

（ c）E->0@0E

E->1@1E

E-> ε

3. 以下的符号串翻译文法能做什么？

<s>->@C EN @HI GL @N I @E S @SE H

解：可以识别终结符号串 ENGLISH，并输出符号串 CHINESE。

4.　有特殊的翻译文法产生的两个活动序列是：

@x@yb@z 和@qa@x@yb@z@x@x@yb@z@y

由这个翻译文法删掉诸动作符号得到的输入文法是：

<S>->a<S><S>

<S>->b

这是个什么翻译文法？

解：其文法为：

<S>->@x@yb@z

<S>->@qa<S>@x<S>@y

5.下面给出带有开始符号<S>的翻译文法，试列出属于这个文法所定义的

语法制导翻译的所有对偶。

的翻译文法，试列出属于这个文法所定义的

语法制导翻译的所有对偶。

<S>-><A>xc<B>@y

<S>->@yd@xc@zb

<A>-><B>a@y

<A>->d

<B>->b@x

解：

(1)dcb　　　　@y@x@z

(2)dxcb @x@y

(3)baxcb @x@y@x@y