第4章 自顶向下的分析

定义:从文法开始符号开始,不断利用文法规则进行推导,直到推导出所要分析的符号串为止。

G[E]={

E→E+T|T,

T→T*F|F,

F→(E)|i

}

符号串i+i*i自顶向下分析过程:

$E \Rightarrow E+T$

$\Rightarrow T+T$

$\Rightarrow F+T$

$\Rightarrow i+T$

$\Rightarrow i+T*F$

$\Rightarrow i+F*F$

$\Rightarrow i+i*F$

$\Rightarrow i+i*i$

4.1带回溯的自顶向下分析思想

带回溯的自顶向下分析也称不确定的自顶向下分析

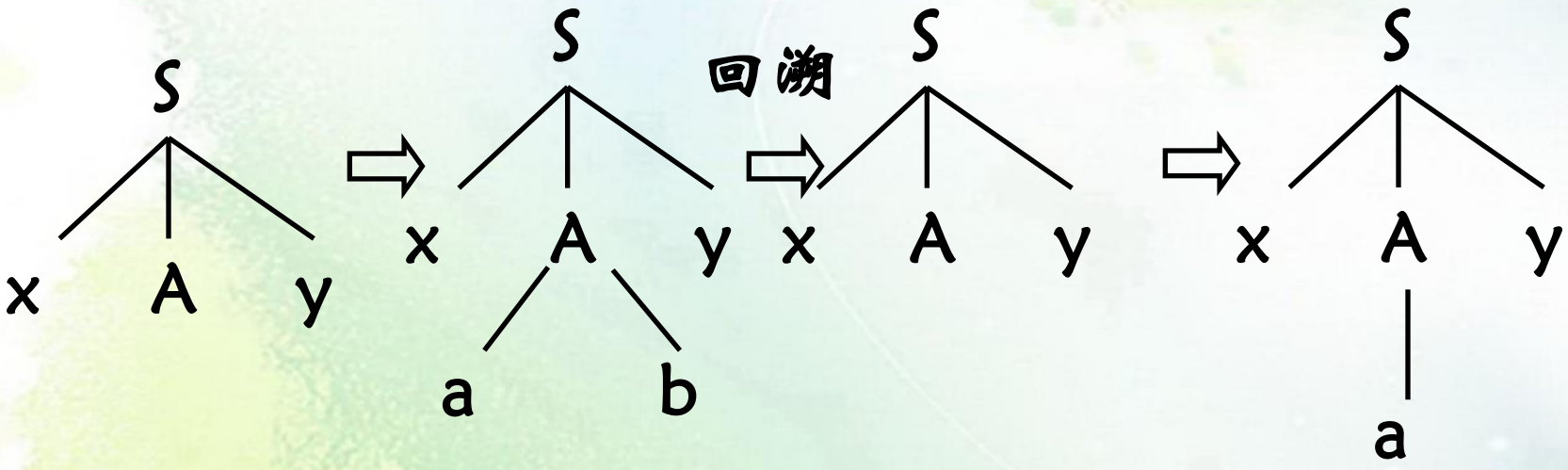
- 定义：

  不确定是指某个非终结符有**多条规则**，而面临当前输入符无法唯一确定选用哪条规则进行推导，只好逐个试探。当分析不成功时，则推翻分析退回到适当位置重新试探其余候选可能的推导，直到把所有可能的推导序列都试完仍不成功，才能确认输入串不是该文法的句子。

例1.文法 G[S]:

S→xAy A→ab|a,

对输入串w=xay，分析过程：



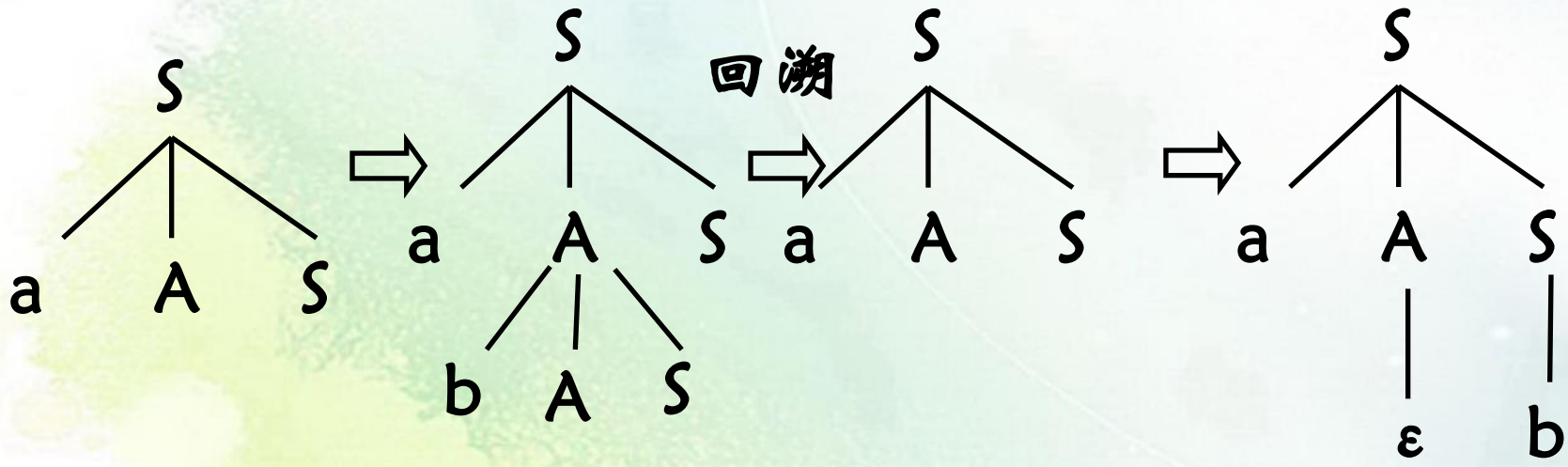
由于A的两条规则：A→ab 和A→a 右部First集交集不为空，从而引起回溯

例2.文法G[S]：

S→aAS | b

A→bAS | ε

输入串w=ab，分析过程：



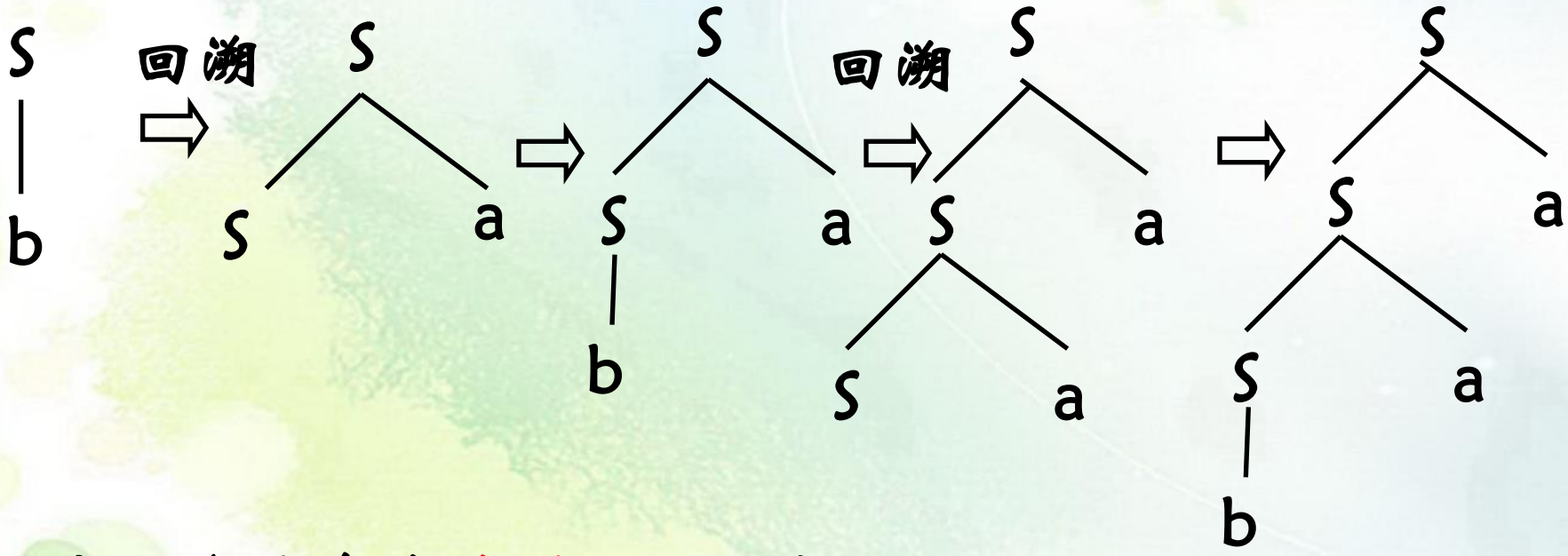
由于A的规则A→ ε右部能$\overset{*}{\Rightarrow}$ ε，且

Follow(A) ∩First(bAS) ={b}≠ ϕ ，从而引起回溯

例3　文法G[S]：

S→Sa |b

输入串w=baa，分析过程：



由于文法含有左递归而引起回溯

带回溯自顶向下分析技术主要存在下列两个问题

1) 效率问题

回溯、规则选择效率

2) 左递归问题

左递归的存在使自顶向下分析过程——死递归。

4.2 预测性的自顶向下分析方法

预测性也称确定的自顶向下分析方法

- 非终结符选择和规则选择都是确定的在每一步推导中，总是对最左边的非终结符进行展开，且选择哪一个规则是确定的，因此是一种无回溯的方法。
- 具体实施策略有：
  - 递归下降分析法(Recursive-Descent Parser)
  - LL(1)分析析法(LL(1) Parser)

4.2 无回溯的自顶向下分析技术

应用条件

为应用无回溯的自顶向下分析技术，文法必须满足下列条件：

1) 无左递归性

文法中关于任何非终结符号U，都不具有规则左递归和文法左递归，即，不存在形如U::=U…的规则，也不存在$U \overset{+}{\Rightarrow} U\cdots$。

2) 无回溯性

一个文法的任何$U \in V_N$，存在$U::=u_1|u_2|\cdots|u_k$，若$u_i \overset{*}{\Rightarrow} T_i\cdots$与$u_j \overset{*}{\Rightarrow} T_j\cdots$，$T_i$、$T_j \in V_T$, $i \neq j$，就有$T_i \neq T_j$。

递归下降分析法

递归下降分析法(Recursive-Descent Parsing)

对每个非终结符按其规则结构产生相应语法分析子程序。

终结符产生匹配命令

非终结符则产生调用命令

由于文法递归相应函数也递归，所以称这种方法为**递归子程序方**法或**递归下降法**。

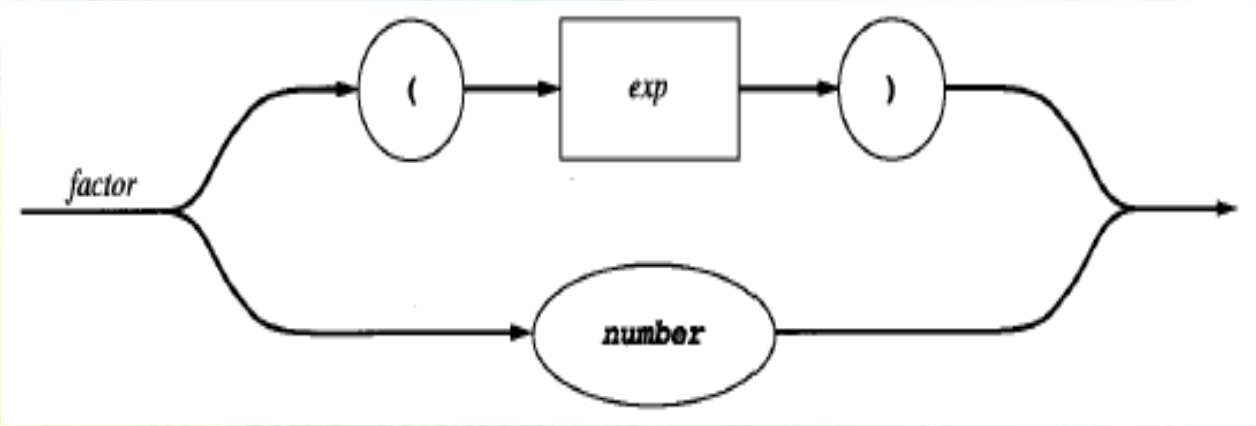
语法图

- 语法规则的直观表达
- 递归下降语法分析程序处理逻辑的直观表达
- 每一个非终结符的文法规则定义一个语法图
- 箭头：表示序列和选择的
- 终结符：圆形框和椭圆形框
- 非终结符：方形框和矩形框

例如，文法规则

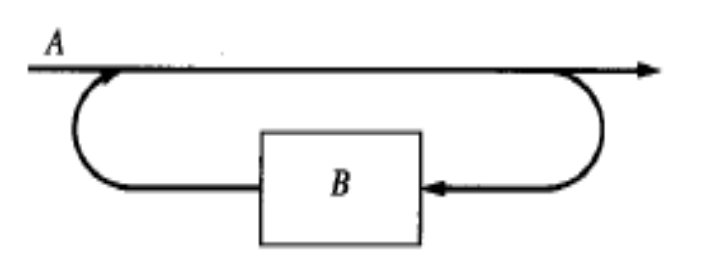
factor → (*exp*) | *number*

用语法图表示则是：



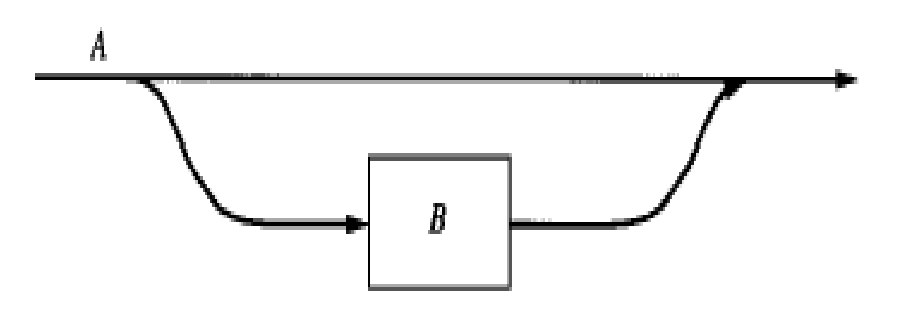
重复结构的画法

EBNF：　　$A \rightarrow \{ B \}$



- 可选结构的画法

EBNF: $A \rightarrow [\, B \,]$



例3.10 画出简单算术表达式的语法图

exp → exp addop term | term

addop → + | -

term → term mulop factor | factor

mulop → *

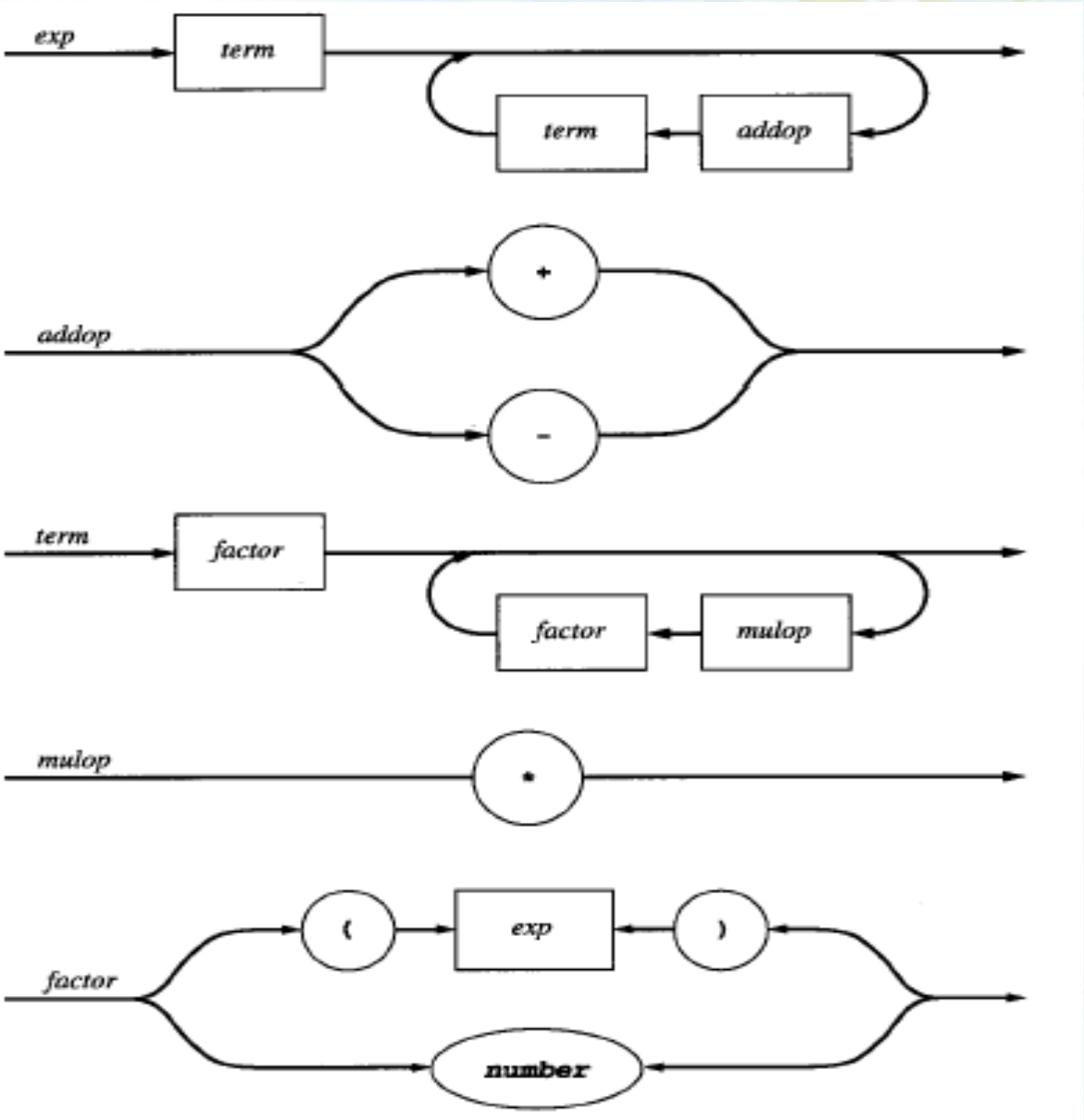
factor → (exp) | number

解答（1）由于语法图是基于EBNF而画，因此先将文法规则转换为EBNF。

EBNF表示：

exp → term { addop term }
addop → + | -
term → factor { mulop factor }
mulop → *
factor → (exp) | number

（2）画出每一个非终结符号的语法图


exp
term
term
addop
addop
+
-
term
factor
factor
mulop
mulop
*
factor
(
exp
)
number

例3.11 画出语法图

statement → if-stmt | other

if-stmt → if (exp) statement | if (exp)
statement else statement

exp → 0 | 1

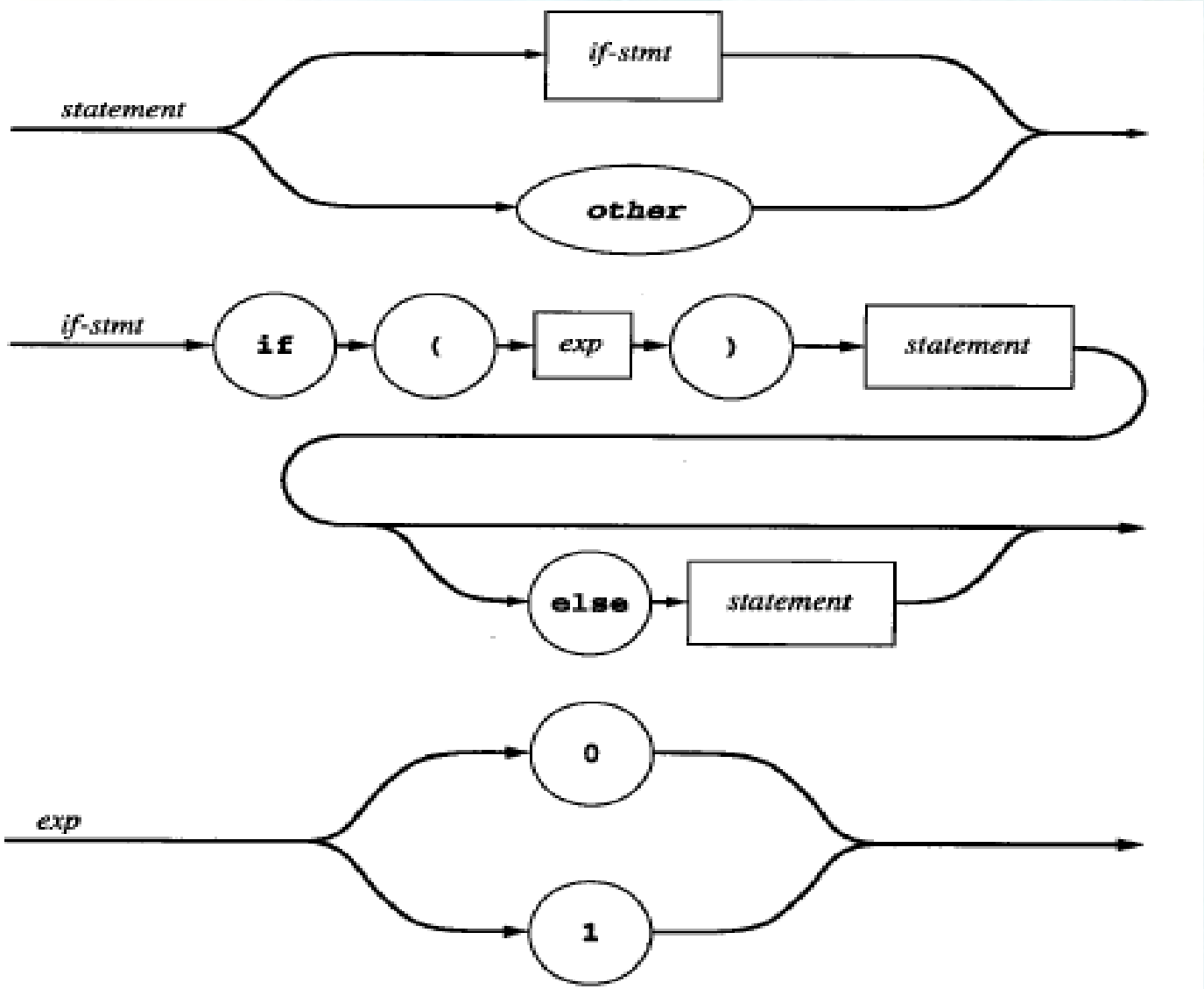
（1）改写为EBNF：

statement → if-stmt | other

if-stmt→if(exp) statement [else statement]

exp → 0 | 1

（2）画出每一个非终结符号的语法图


statement
if-stmt
other
if-stmt
if
(
exp
)
statement
else
statement
exp
0
1

递归下降分析程序的设计

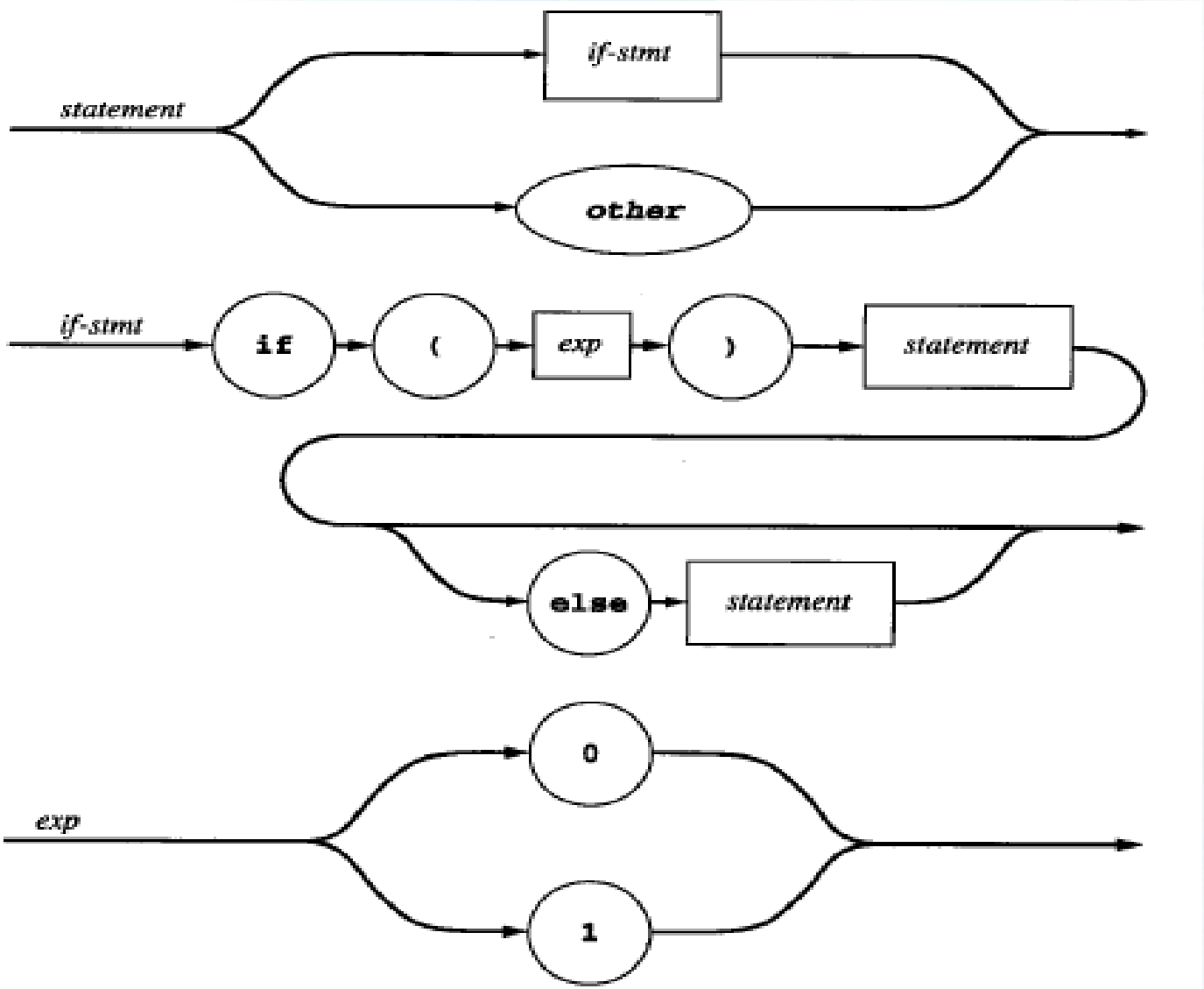
递归下降分析程序的设计方法：**根据语法图的处理逻辑进行描述**。

每个非终结符都对应一个函数。

该函数根据语法的描述来明确：根据下一个输入符号来确定按照哪一个规则进行处理，再根据该规则的右端，

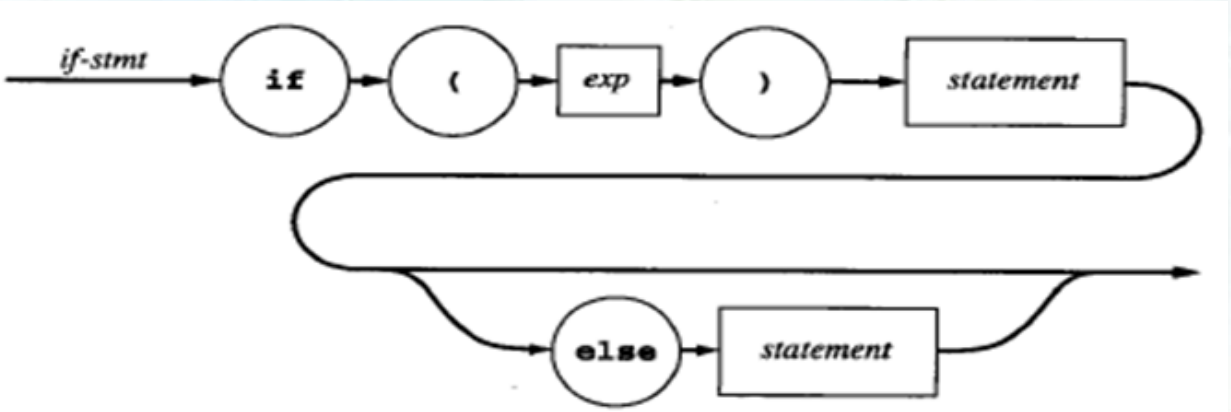
- 每遇到一个终结符，则判断当前读入的单词是否与该终结符相匹配，若匹配，再读取下一个单词继续分析；不匹配，则进行出错处理
- 每遇到一个非终结符，则调用相应的函数

1.根据语法图来构造递归下降分析程序



非终结符号if_Stmt分析程序：

```
void  ifStmt( )
{
   match (‘if’) ;
   match (‘(‘) ;
   exp( );
   match (‘)’) ;
   statement( ) ;
   if (TOKEN == ‘else’ ) {
        match (‘else’) ;
        statement( );
    }
} // ifStmt
```



2.根据文法直接构造递归下降分析程序

$U \rightarrow x_1 \mid x_2 \mid \cdots \mid x_n$，其中 $x_1,\ldots x_n$ 均 $\neq \varepsilon$

$U \rightarrow x_1 \mid x_2 \mid \cdots \mid x_n \mid \varepsilon$

规则选择问题：通过分别求出first集合和follow集合来解决。

非终结符相应的分析子程序的构造方法

(1)对于每个非终结符U，编写一个相应的子程序P(U);

(2)对于规则$U \rightarrow x_1 \mid x_2 \mid \cdots \mid x_n$，$x_1,\ldots x_n$都$\neq \varepsilon$关于U的函数P(U)按如下方法构造：

```
if (TOKEN in first(x1) ) p(x1);
 else if (TOKEN in first(x2) ) p(x2);
        else …
        …
        if (TOKEN in first(xn) ) p(xn);
        else ERROR( );
```

(3)如果U还有空规则U→ ε,则算法中的语句：

if (TOKEN in first(x_n)) p(x_n) ; else ERROR( );

改写为

if (TOKEN in first(x_n)) p(x_n) ;

else if (TOKEN not in follow(U)) ERROR( );

(4)对于符号串$x=y_1y_2\cdots y_n$；p(x)的含义为：

{ p(y_1);p(y_2);…;p(y_n); }

如果$y_i \in V_N$，则P(y_i)就代表调用y_i的函数；$y_i \in V_T$，则为P(y_i)设计下述的一段代码或设计一个match函数。

if (TOKEN==y_i) getToken(TOKEN) else ERROR( );

注意事项

递归下降分析器由一个主程序main和每个非终结符对应的递归函数组成。

用到的一些函数：

- 函数getToken()负责读入下一个TOKEN单词
- 函数ERROR()负责报告语法错误
- 函数match()终结符号的匹配处理

约定：

- 全局变量TOKEN存放已读入的TOKEN单词

注意：TOKEN也可以安排为函数引用参数变量，

函数进入时变量TOKEN存放了一个待匹配的TOKEN字

退出函数时，变量TOKEN中仍存放着一个待匹配的TOKEN字。

实例分析

问题0:

G[S]=

{

S→aAb

A→cB

B→e

}

试编写一个能分析该文法所对应任何串(如串aceb)的程序.

算法构造过程：

（1）每一个非终结符号就对应一个分析函数

（2）对于非终结符号S，其对应的分析函数为：

```
void   S( )   //规则  S→aAb
{
      match('a'); //匹配函数
       A( );
       match('b');   //匹配函数
} //S
```

```
void    A( )    //规则  A→cB
{
        match('c'); //匹配函数
         B( );
} //A
```

```
void   B( )   //规则  B→e
{
      match('e'); //匹配函数
} //B
```

match 函数

- 功能：用来匹配当前符号是否为预想的符号，如果是则前移，否则就产生出错

```
void match ( expectedToken )
{  if (TOKEN==expectedToken)
        getToken( ); //获取下一个符号
    else
        ERROR( ); // 产生出错信息
 } // match
```

实例分析

问题1:

G[S]=

{

S→aA|bB

A→cdA | d

B→efB |f

}

试编写一个能分析该文法所对应任何串(如串acdd)的程序.

fcdd 、agdd、bc

算法构造过程：

（1）每一个非终结符号就对应一个分析函数

（2）对于非终结符号S，其对应的分析函数为：

```
void   S( )   //规则  S→aA|bB
{
   if ( TOKEN==‘a’)   // First(aA)
      {
          match(‘a’); //匹配函数
          A( );
       }
  else if (TOKEN==‘b’) // First(bB)
      {
          match(‘b’);   //匹配函数
          B( );
       }
   else  ERROR( );  // 出错处理函数
} //S
```

（3）对于非终结符号A，其对应的分析函数为：

```
void   A( ) //规则：  A→cdA | d
{
   if ( TOKEN==‘c’)   //  First(cdA )
     {
         match(‘c’); //匹配函数
         match(‘d’); //匹配函数
         A( );
      }
  else if (TOKEN==‘d’)  // First( d )
     {
        match(‘d’);   //匹配函数
     }
   else  ERROR( );  // 出错处理函数
} //A
```

（4）对于非终结符号B，其对应的分析函数为：

```
void   B( ) //规则：B→efB |f
{
  if ( TOKEN==‘e’) // First(efB)
    {
       match(‘e’); //匹配函数
       match(‘f’); //匹配函数
       B( );
     }
  else if (TOKEN==‘f’) // First(f)
    {
       match(‘f’);  //匹配函数
    }
  else ERROR( );  // 出错处理函数
} //B
```

Main函数的安排

（1）安排TOKEN 的全局变量
（2）读入输入串的第一符号到TOKEN中
（3）调用文法开始符号所对应函数。

```
void main( )
{
  getToken( );
  s( );
} //main
```

match 函数

- 功能：用来匹配当前符号是否为预想的符号，如果是则前移，否则就产生出错

```
void match ( expectedToken )
{  if (TOKEN==expectedToken)
        getToken( ); //获取下一个符号
    else
        ERROR( ); // 产生出错信息
 } // match
```

ERROR 函数

- 方法一： 负责产生提示信息及跳到下一个符号进行分析

```
void  ERROR ( )
  {
    cout<<“ERROR Message!” ;
    getToken( ) ;
  } //ERROR
```

缺陷：

（1）提示信息太抽象，不准确

（2）直接跳过当前符号，会导致更多的出错

ERROR 函数

- 缺陷一的解决方案：增加编号来引导准确的出信息

```
void  ERROR ( int ErrorNO )
 {
   switch(ErrorNO)
   {
      case 1: cout<<“漏了一个a或b” ;break;
      case 2: cout<<“漏了一个c或d”;break;
      case 3: cout<<“漏了一个e或f”;break;
      ……
    }// switch
 } //ERROR
```

实例分析

写出下面文法的递归子程序：

if-stmt → if (exp) statement |
if (exp) statement else statement

- if语句规则改写为:

if-stmt→if(exp)statement(ε |else statement)

分析程序:

```
void  ifStmt( )
{
   match (‘if’) ;
   match (‘(‘) ;
   exp( );
   match (‘)’) ;
   statement( ) ;
   if (TOKEN == ‘else’ ) {
        match (‘else’) ;
        statement( );
    }
} // ifStmt ;
```

解决思路2：直接利用EBNF [ ]

- if语句规则的EBNF为：

  if-stmt→if(exp)statement [else statement]

分析程序：

```
void ifStmt( )
{
  match (‘if’) ;
  match (‘(‘) ;
  exp( );
  match (‘)’) ;
  statement( ) ;
  if (TOKEN == ‘else’ ) {
       match (‘else’) ;
       statement( );
   }
} // ifStmt
```

实例分析

文法：

exp → exp addop term | term

addop → + | -

term → term mulop factor | factor

mulop → * |/

factor → (exp) | number

请写出递归子程序分析算法，并分析表达式3+4*5。

规则：factor → (exp) | number的递归子程序为

```
void  factor( )
{
 switch( TOKEN )
 {
   case '(':
          match('(') ;
          exp( );
          match(')') ;
          break;
   case number :
          match (number) ;
          break;
   default:
         ERROR( ) ;
 } // switch
} // factor
```

- 考虑非终结符号exp
- exp → exp addop term | term
- 问题：出现了*左递归*
- **解决办法：**使用EBNF规则，消除原规则中的左递归。

exp → term { addop term }

新问题：无法将{ }实现循环

再进一步改写：

exp → term { (+|-) term }

规则：　　exp → term { (+|-) term }

```
void  exp( )
  {
     term( );
     while ((TOKEN == '+') || (TOKEN == '-' ))
     {
        match (TOKEN) ;
        term( );
     } // while
  } // exp
```

相似地，term的EBNF规则：

term → factor { (*|/) factor } 则其代码为：

```
void term( )
{
  factor( ) ;
  while ((TOKEN == '*' )||(TOKEN == '/' ))
  {
     match (TOKEN) ;
     factor( );
  } //while
} // term
```

main函数的安排

```
main()
{
   getToken( );
   exp( );
}
```

如：3+4*5

- **新问题**：如何实现算术表达式值的计算？

- **方法**：
- 1.使用栈的方法（数据结构课本中的算法）
- 2.使用文法规则加递归子程序分析算法的方法

- **新方法**：
- (1)根据算术表达式的组成特点写出文法规则
- (2)写出该文法规则的递归子程序**分析算法**
- (3)为了使其拥有**计算功能**，为每个递归函数加上返回当前计算结果

新方法

步骤1：先设计文法：

exp → exp + term | exp - term |term
term → term * factor | term / factor |factor
factor → (exp) | number

步骤2：文法问题的分析→文法的改造

exp → term { (+|-) term }
term → factor { (*|/) factor }
factor → (exp) | number

步骤3：对每个非终结符写出相应的递归子程序

规则：　　exp → term { (+ | -) term }

```
void exp( )
  {
    term( );
    while ((TOKEN == '+') || (TOKEN == '-' ))
    {
       match (TOKEN) ;
       term( );
    } // while
  } // exp
```

term → factor { (* | /) factor }

分析程序为：

```
void term( )
{
  factor( ) ;
  while ((TOKEN == '*' )||(TOKEN == '/' ))
  {
     match (TOKEN) ;
     factor( );
  } //while
} // term
```

规则：factor → (exp) | number的递归子程序为

```
void  factor( )
{
 switch( TOKEN )
 {
   case '(':
          match('(') ;
          exp( );
          match(')') ;
          break;
   case number :
          match (number) ;
          break;
   default:
         ERROR( ) ;
 } // switch
} // factor
```

- 步骤4：如何在递归下降分析程序中增加计算功能
  - 遇到运算对象则返回
  - 遇到运算符号就将对应运算对象进行计算
  - 遇到括号就返回括号中表达式的计算结果
  - 因此
  - （1）需要为每个递归函数加上返回当前计算结果
  - （2）每次计算均要保存计算结果

```
int exp( )
{  int temp;
   temp = term( );
   while ((TOKEN ==’+’)||(TOKEN ==’-‘))
   {   switch (TOKEN )
       {
          case ‘+’ : match (‘+’) ;
                     temp = temp + term( );
                     break;
          case ‘-‘: match (‘-‘) ;
                     temp = temp – term( );
                     break;
        } //switch
   } while
  return temp ;
} //exp
```

```
int term( )
{  int temp;
    temp = factor( );
    while ((TOKEN ==’*’)||(TOKEN ==’/‘))
    {   switch (TOKEN )
        {
            case ‘*’ : match (‘*’) ;
                       temp = temp * factor( );
                       break;
            case ‘/‘: match (‘/‘) ;
                       temp = temp / factor( );
                       break;
         }  //switch
    } while
   return temp ;
}//term
```

```
int  factor( )
{
  switch( TOKEN )
  {
    case '(':
          match('(') ;
          temp=exp( );
          match(')') ;
          break;
    case number :
          match (number) ;
          temp=number;
          break;
    default:
          ERROR( ) ;
  }  // switch
return temp;
} // factor
```

main函数的安排

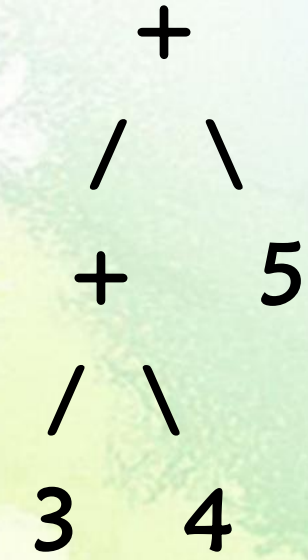
```
main()
{
   getToken( );
   cout<<exp( );
}
```

如：3+4*5

- 详细代码请看云盘电子参考书程序清单4-1 简单整型算术的递归下降程序计算器(请自行阅读)

- 其中并未写出一个完整的扫描程序，而是选择使用了对getchar和scanf的调用来代替getToken的函数。

- **问题**：算术表达式对应语法树的构造?
- 例:表达式3＋4＋5，其语法树为：



- 例:表达式3＋4＊5，其语法树则为

解决方法：

- （1）写出文法规则
- （2）写出递归下降分析程序
- （3）在递归下降分析程序中增加语法树生成功能
  - 遇到运算对象生成叶子结点并返回
  - 遇到运算符号就将对应运算对象进行新树根的构造
  - 遇到括号就返回括号中表达式对应语法树返回
  - 因此，需要为每个递归函数加上返回当前所生成的语法树树根指针

新方法

步骤1：先设计文法：

exp → exp + term | exp - term |term

term → term * factor | term / factor |factor

factor → (exp) | number

步骤2：文法问题的分析→文法的改造

exp → term { (+|-) term }
term → factor { (*|/) factor }
factor → (exp) | number

步骤3：对每个非终结符写出相应的递归子程序

规则：　　exp → term { (+ | -) term }

```
void exp( )
  {
    term( );
    while ((TOKEN == '+') || (TOKEN == '-' ))
    {
       match (TOKEN) ;
       term( );
    } // while
  } // exp
```

term → factor { (* | /) factor }

分析程序为：

```
void term( )
{
  factor( ) ;
  while ((TOKEN == '*' )||(TOKEN == '/' ))
  {
     match (TOKEN) ;
     factor( );
  } //while
} // term
```

规则：factor → (exp) | number的递归子程序为

```
void  factor( )
{
 switch( TOKEN )
 {
   case '(':
          match('(') ;
          exp( );
          match(')') ;
          break;
   case number :
          match (number) ;
          break;
   default:
         ERROR( ) ;
 } // switch
} // factor
```

步骤4：修改分析程序，让其具有相应的新功能。

——语法树的生成

遇到+或-运算符时该如何生成语法树

```
void  exp( )
  {
     term( );
     while ((TOKEN == '+') || (TOKEN == '-' ))
     {
         match (TOKEN) ;
         term( );
     } // while
  } // exp
```

```
BTreeNode  * exp( )
{   BTreeNode * temp, *newtemp;
    temp = term( ) ;
    while ( TOKEN == '+' || TOKEN == '-'  )
    {  switch ( TOKEN)
        {
         case '+' :  match ('+') ;
                     newtemp = new BTreeNode ;
                     newtemp ->data= '+' ;
                     newtemp->lchild = temp ;
                     newtemp->rchild= term( ) ;
                     temp = newtemp ;
          case  '-' :  match ('-') ;
                     newtemp = new BTreeNode ;
                     newtemp ->data= '-' ;
                     newtemp->lchild = temp ;
                     newtemp->rchild= term( ) ;
                     temp = newtemp ;
        }
    }
  return temp ;
}// exp
```

进一步合并代码...

```
BTreeNode  * exp( )
{
   BTreeNode * temp, *newtemp;
    temp = term( ) ;
    while ( TOKEN == '+' || TOKEN == '-' )
    {
         newtemp = new BTreeNode ;
         newtemp ->data= TOKEN ;
         match (TOKEN) ;
         newtemp->lchild = temp ;
         newtemp->rchild= term( ) ;
         temp = newtemp ;
    }
 return temp ;
}// exp
```

遇到*或/运算符时该如何生成语法树

```
void term( )
{
   factor( ) ;
   while ((TOKEN == '*' )||(TOKEN == '/' ))
   {
      match (TOKEN) ;
      factor( );
   } //while
} // term
```

```
BTreeNode  * term( )
{
   BTreeNode * temp, *newtemp;
    temp = factor( ) ;
    while ( TOKEN == '*' || TOKEN == '/'  )
    {
         newtemp = new BTreeNode ;
          newtemp ->data= TOKEN ;
          match (TOKEN) ;
          newtemp->lchild = temp ;
          newtemp->rchild= factor( ) ;
          temp = newtemp ;
    }
 return temp ;
}// term
```

遇到( )或number时该如何生成语法树

```
void  factor( )
{
 switch( TOKEN )
 {
   case '(':
          match('(') ;
          exp( );
          match(')') ;
          break;
   case number :
          match (number) ;
          break;
   default:
         ERROR( ) ;
 }  // switch
} // factor
```

```
BTreeNode   * factor( )
{
 BTreeNode *temp;
  switch( TOKEN )
  {
     case '(':
             match('(') ;
             temp= exp( );
             match(')') ;
             break;
     case number :
             match (number) ;
            temp = new BTreeNode ;
            temp ->data= number ;
            temp->lchild = NULL ;
            temp->rchild=NULL;
             break;
     default:
             ERROR( ) ;
   } // switch
 return temp;
} // factor
```

main函数的安排

```
main( )
{
   BTreeNode *root;

   getToken( );
   root=exp( );
}
```

如：3+4*5

一个新问题…

编写一个能生成简单算术表示式对应汇编代码。

例如: 3+4*5

```
Ldc 3
Ldc 4
Ldc 5
Mpi
Adi
```

与栈打交道的汇编语言

所有操作都依赖与栈来完成

汇编指令的介绍

Ldc n　把常数n压入栈
Mpi　取出栈顶与次栈顶元素做乘法运算，结果入栈
Adi　取出栈顶与次栈顶元素做加法运算，结果入栈
Sbi　取出栈顶与次栈顶元素做减法运算，结果入栈
Dvi　取出栈顶与次栈顶元素做除法运算，结果入栈

解决方法：

- （1）写出文法规则
- （2）写出递归下降分析程序
- （3）在递归下降分析程序中增加汇编代码生成功能
  - 遇到运算对象则生成Ldc指令
  - 遇到运算符号就生成相应运算的指令
  - 遇到括号则不做指令生成处理

```
void exp( )
{
   term( );
   while ((token ==’+’)||(token ==’-‘))
    {
        switch (token )
        {
           case ‘+’ :  match (token) ;
                       term( );
                       Gen(Adi)
                       break;
           case ‘-‘:   match (token) ;
                       term( );
                       Gen(Sbi)
                       break;
        }  //switch
   } while
} //exp
```

```
void term( )
{
   factor( );
   while ((token ==’*’)||(token ==’/‘))
    {
       switch (token )
        {
            case ‘* ’:  match (token) ;
                        factor( );
                        Gen(Mpi);
                        break;
             case ‘/‘:  match (token) ;
                        factor( );
                        Gen(Dvi);
                        break;
        }  //switch
   } while
} //term
```

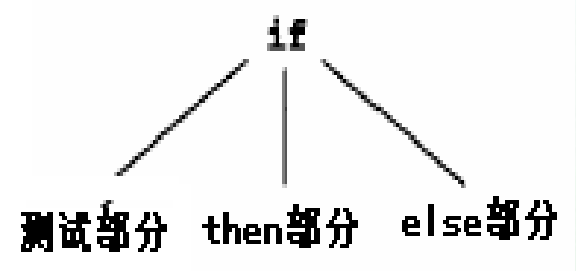
```
void  factor( )
{
  switch( token )
  {
     case '(':
            match('(') ;
            exp( );
            match(')') ;
            break;
     case n :
            match (n) ;
            Gen( Ldc, n )
            break;
     default:
           error( ) ;
  }  // switch
} // factor
```

main函数的安排

```
main()
{
   getToken( );
   Exp( );
}
```

如：3+4*5

问题：如何为if语句构造相应的语法树？



(1)设计文法：

if-stmt → if (exp) statement |

if (exp) statement else statement

（2）文法改造

if-stmt→if(exp)statement[else statement]

（3）写出递归分析程序

- if语句的EBNF规则：

if-stmt→if(exp)statement[else statement]

分析程序：

```
void  ifStmt( )
{
   match (‘if’) ;
   match (‘(‘) ;
   exp( );
   match (‘)’) ;
   statement( ) ;
   if (TOKEN == ‘else’ ) {
        match (‘else’) ;
        statement( );
    }
} // ifStmt ;
```

（4）语法树生成

按照递归子程序在严格的自顶向下风格构造出if语句的语法树：

```
syntaxTree ifStatement( )
{   syntaxTree  temp;
     match (“if”) ;
    match (‘(‘) ;
    temp =makeStmtNode(if) ;  //生成新结点
    temp->testChild = exp( ) ;
    match ( ‘)’ ) ;
    temp->thenChild = statement( ) ;
    if (TOKEN == “else” ) {
          match (“else”) ;
          temp->elseChild = statement( ) ;
    } else
          temp->elseChild = NULL ;
} // ifStatement ;
```

递归下降法的总结

- （1）递归下降分析功能非常强大，比较适合于手工方法；
- （2）分析效率低，仅适合于小型语言语法分析程序的构造。
- （3）为了解决一些问题，通常先将BNF文法规则改写为EBNF规则。
- （4）在生成语法树时，要注意二义性问题的分析。

4.2.3 递归下降法的问题分析

- 问题1：将原先用BNF编写的文法规则转变成EBNF格式可能会有些困难。

- 问题2：如果出现格式为$A \rightarrow \varepsilon$时，那将如何编写相应的递归子程序分析程序？

如：　S→Aba|Bd

　　A→cd| ε

　　B→ab

- 问题3：某个非终结符号的规则有两个或更多的文法规则组成时，如，

$A \rightarrow a... \mid b... \mid ...$

如果a和b均为终结符号，则问题容易解决。

但如果均为非终结符号，

即： $A \rightarrow B... \mid C... \mid ...$

那在程序中就无法实现何时选择$A \rightarrow B...$规则，何时使用$A \rightarrow C...$规则？

- 问题4：某个非终结符号为递归规则时

  $A \rightarrow B\ldots \mid C\ldots \mid \ldots$

  $B \rightarrow A\ldots$

那么分析程序将进入死递归状态。

- 问题5：某个非终结符号的规则格式如

  $A \rightarrow a\ldots \mid a\ldots \mid \ldots$

即多条规则拥有共同的左因子。

问题求解之新方法

问题:

G[S]={

S→AB|CD

A→aB|dD

B→cC|bD

C→ef |gh

D→i | j

}

试编写出能分析该文法所对应任何串（如串acefbgh）的程序.

```
void    S( )    //规则：  S→AB|CD,
{
   if ( TOKEN  in  {'a','d'})  // First(AB)
     {
          A( );
          B( );
      }
  else if (TOKEN in {'e','g'}) // First(CD)
     {
          C( );
          D( );
      }
   else  ERROR( );  // 出错处理函数
} //S
```

```
void    A( )    //规则：  A→aB|dD,
{
   if ( TOKEN== 'a')   // First(aB)
     {
          match('a');
          B( );
      }
  else if (TOKEN== 'd')  // First(dD)
     {
          match('d');
          D( );
      }
   else  ERROR( );  // 出错处理函数
} //A
```

```
void    B( )    //规则：  B→cC|bD,
{
   if ( TOKEN== 'c')   //First(cC)
     {
          match('c');
          C( );
      }
  else if (TOKEN== 'b')  // First(bD)
     {
          match('b');
          D( );
      }
   else  ERROR( );  // 出错处理函数
} //B
```

LL(1)分析法

问题1:

G[S]={

S→Ab|Bc

A→aA|dB

B→c|e

}

试编写出能分析该文法所对应任何串（如串adcb）的程序.

- （1）应该有一个存储结构存储何时选择哪条规则？

- 根据递归分析法，是查看当前符号来决定选择哪条规则的，因此，应该存储某个非终结符号遇到某个终结符号时该选择哪条规则。

	a	b	c	d	e		
S	S→Ab		S→Bc	S→Ab	S→Bc		
A	A→aA			A→dB			
B			B→c		B→e		

LL(1)分析表

- （2）分析过程的存储结构——分析栈

LL(1)分析法

步骤	符号栈	输入串	动作
1	S	adcb	S→Ab
2	bA	adcb	A→aA
3	bAa	adcb	匹配
4	bA	dcb	A→dB
5	bBd	dcb	匹配
6	bB	cb	B→c
7	bc	cb	匹配
8	b	b	匹配
9			成功

LL(1)分析法

问题2:

G[S]={

S→AbB|Bc

A→aA|ε

B→d|e

}

试编写能分析该文法所对应任何串（如串abd）的程序.

```
void    S( )    //规则：  S→AbB|Bc,
{
   if ( TOKEN in { 'a' , 'b' } )  // First(AbB)
     {
         A( );
         match('b');
         B( );
      }
   else if (TOKEN in { 'd' , 'e' })  //First(Bc)
     {
        B( );
        match('c');
      }
   else  ERROR( );  // 出错处理函数
} //S
```

```
void    A( )     //规则：  A→aA|ε,
{   if ( TOKEN == 'a' )  // First(aA)
      {
          match('a');
          A( );
      }
   else if ( TOKEN == 'b' )   // Follow(A)
          {       }
   else   ERROR( );
} //A
```

- (1)构造LL(1)分析表

	a	b	c	d	e	$	
S	S→AbB	S→AbB		S→Bc	S→Bc		
A	A→aA	A→ ε					
B				B→d	B→e		

- （2）分析过程

步骤	符号栈	输入串	动作
1	S	abd	S→AbB
2	BbA	abd	A→aA
3	BbAa	abd	匹配
4	BbA	bd	A→ε
5	Bb	bd	匹配
6	B	d	B→d
7	d	d	匹配
8			成功

问题3:

G[S]={

S→bB|ACc

A→aA|bB|ε

B→e|d

C→f| ε

}

试编写能分析该文法所对应任何串的程序.

问题4:

G[S]={

S→bB|Cc

A→aAB|ε

B→a|d

C→e| ε

}

试编写能分析该文法所对应任何串的程序.

- **定理**：若满足以下条件，则BNF中的文法就是LL(1)文法(LL(1) grammar)。

- 1. 在每个规则$A \rightarrow \alpha 1 \mid \alpha 2 \mid \ldots \mid \alpha n$中，对于所有的$i$和$j$:$1 \leqslant i, j \leqslant n, i \neq j$，$First(\alpha i) \cap First(\alpha j)$为空。

- 2. 若对于每个非终结符A都有$First(A)$包含了ε，那么$First(A) \cap Follow(A)$为空。

总 结

LL(1)方法的步骤

- 步骤（1）：构造LL(1)分析表(LL(1) parsing table)
- 步骤（2）：分析过程

LL(1)分析表

这个表通常被称为 M[N, T]

- *N(即行)*是文法的非终结符的集合；
- *T(即列)*是终结符或记号的集合
- M[N,T]即表示非终结符N面临输入符号T该选择的规则。
- M[N,T]缺省时(即为空)，则表示在分析中可能发生的潜在错误。

LL(1)分析表的构造步骤

为每个非终结符A和规则A→α 重复以下两个步骤：

1)对于First(α)中的每个记号a，都将A→α添加到项目M[A, a]中。

- 2)若ε在First(α)中，则对于Follow (A) 的每个元素a(记号或是$)，都将A→α 添加到M[A, a]中。
- 3)把分析表A中每个未定义元素置为ERROR。

注意：通常用空白表示即可

例4.16 考虑if语句的简化了的文法：

statement → *if-stmt* | *other*

if-stmt → if (*exp*) *statement else-part*

else-part → else *statement* | ε

exp → 0 | 1

该文法各非终结符的First集合和Follow集合分别为：

First (*statement*) = {if, *other*}

First (*if-stmt*) = {if}

First (*else-part*) = {else, ε }

First (*exp*) = {0, 1}

Follow (*statement*) = {$, else}

Follow (*if-stmt*) = {$, else}

Follow (*else-part*) = {$, else}

Follow (*exp*) = {)}

- 构造出的LL(1)分析表如下：

M [N, T]	if	other	else	0	1	$
statement	*statement*→ *if-stmt*	*statement* → **other**				
if-stmt	**if-stmt**→ **if**(exp) *statement* *else-part*					
ekse-part			*else-part*→**else** *statement* *else-part*→ε			*else-part*→ε
exp				*exp* → 0	*exp* → 1	

二义性问题？

- **定理**：若满足以下条件，则BNF中的文法就是LL(1)文法(LL(1) grammar)。

- 1. 在每个规则$A \rightarrow \alpha 1 \mid \alpha 2 \mid \ldots \mid \alpha n$中，对于所有的$i$和$j$:$1 \leqslant i, j \leqslant n, i \neq j$，$First(\alpha i) \cap First(\alpha j)$为空。

- 2. 若对于每个非终结符A都有$First(A)$包含了ε，那么$First(A) \cap Follow(A)$为空。

二义性消除的新方法

- 利用LL(1)分析表中每个项目最多只能有一个规则来消除文法的二义性。
- 我们知道程序设计语言中IF语句的else应该遵循最接近匹配原则。
- 所以，我们可对这个LL(1)分析表进行修改：

  M[N,T] = *else-part*→else *statement*

这样，表4-2就变成无二义性的了，而且可以对文法进行分析，这就好像它是一个LL(1)文法一样。

- 例如，表4-3显示了LL(1)分析算法的分析动作，它给出了串 if(0) if(1) other else other

$ *S*	i (0) i (1) *o* e *o* $	*S* → I
$ *I*	i (0) i (1) *o* e *o* $	*I* → i (*E*) *S* L
$ L*S*) *E* (*i*	i (0) i (1) *o* e *o* $	匹配
$ *L S*) *E* (	(0) i (1) *o* e *o* $	匹配
$ *L S*) *E*	0) i (1) *o* e *o* $	*E* → 0
$ L*S*) o	0) i (1) *o* e *o* $	匹配
$ L*S*)	) i (1) *o* e *o* $	匹配
$ L*S*	i (1) *o* e *o* $	*S* → *I*
$ L*I*	i (1) *o* e *o* $	*I* → i (*E*) *S L*
$ L*L S*) *E* (i	i (1) *o* e *o* $	*I* → i (*E*) *S L*
$ L*L S*)*E* (i	i (1) *o* e *o* $	匹配
$ L*L S*) *E* (	(1) *o* e *o* $	匹配
$ L*L S*)*E*	1) *o* e *o* $	*E* → 1
$ L*L S*)	) *o* e *o* $	匹配
$ L*L S*	*o* e *o* $	*S* → o
$ L*L* o	*o* e *o* $	匹配
$ *L L*	e *o* $	*L* → e *S*
$ L*S* e	e *o* $	匹配
$ L*S*	*o* $	*S* → o
$ L*o*	*o* $	匹配
$ *L*	$	*L* →ε
$	$	接受

- 为了简便，我们将图中的词进行缩写： *statement*＝*S*、*if-stmt*＝*I*、*else-part*=*L*、*exp*＝*E*、if=i、else=e、*other*=*o*

- 分析过程

（1）初始化：文法开始符号入栈

（2）查表

（3）替换

（4）反复（2）（3）步骤，直到分析成功或失败