J C C

Just Compiler Compiler

content 目录

1.简介(introduction)

还记得第一次写 C 语言的感觉吗？在 Visual Studio 2017 中，试着向终端输出“hello-world”。把 main 写成了 mian，编译器最后告诉我找不到程序入口点。

面对 gcc -c 或者 Ctrl + F5 这样的操作，应该会很疑惑，是怎样一个程序能够读懂不同人编写的 C 语言，大家的风格不统一，但只要符合 C 语言语法，似乎最后总能够得到相同的运行结果。

原来有一门课叫编译原理。编译原理的理论部分还是有些晦涩难懂，尤其是涉及数论和集合部分，自己搭建一个四则运算的计算机还行，构建一个编译器还是有些难度，很少有书和教程写的很详细，但开源的代码倒是不少。

接触的第一本书是青木峰郎编写的自制编译器，是一个C^b的编译器，这个名字其实是音乐中降调的一个记号，寓意是 C 语言的一个子集，其实相当完备，去掉了 C 语言中使用较少的如 volatile 关键字这类功能，作者用 Java 开发出了这个编译器；后来看到了一本也是日本作者编写的自制编程语言，同样是使用 Java 语言制作了一个 C 语言的解释器；后来看到了范志东老师这本《自己动手构造编译系统》，涉及到了编译器、汇编器以及链接器，虽然也是实现的一个 C 语言真子集语法的一个编译系统，但内容很详细，涉及到了从源文件到可执行文件的全部过程。

于是一边学习哈工大陈鄞老师的视频一边看这本书以及对应的 x86 分支的源代码，感觉颇有意思，应该可以自己在试着做一个，最后在原有 x86 分支的基础上，用 C++完成了一个简化版本，支持了 for 循环和 switch-case 文法以及逻辑连接(AND/OR)运算。

下面是学习过程中的一些笔记和理解。

2.编译(Compiler)

程序员完成源代码的输入后，首先需要对源程序进行编译，编译过程分为词法分析和语法分析，最后生成中间代码。当然生成中间代码的前提还要保证没有语义错误。这里的中间代码指汇编代码。这里提到的编译和我们平时谈到的编译器可能还是有些不一样，平时所说的编译器是一种概述，其实是一套编译系统，但这个地方提到的编译，应该是指狭义上的编译过程。

2.1 词法分析(Lexer Analyse)

2.1.1 感性认识

词法分析是将输入的源程序切分为一系列的 token。示例程序如 p1 所示。

```
.e.g.
// 示例程序 p1
int main(){
   printf("hello Compiler");
   return 0;
}
```

对于 p1 程序，经过切分，能够得到如下 token 序列。如表 1 所示。

表 1 程序 p1 对应的 token 序列

Token	Value
int	保留字/关键字
main	变量名
{	左花括弧
printf	变量名
(	左括号
“hello Compiler”	字符串
)	右括号
;	分号
return	保留字/关键字
0	数字
;	分号
}	右花括弧

从表 1 中能够看出，对于程序 p1 而言，token 主要有几种类型，首先是保留字，这些保留字程序员不可以用作变量名，类似的保留字还有 if、else、return 等等；其次是数字，程序的主要功能其实是运算，运算离不开各种数字；再次是变量名，程序中可以存在许多变量名；同时，程序的输出除了运算的结果，还需要一定的提示信息，这些信息通常是用字符串表示，例如“hello Compiler”；最后是一些界符，如分号、逗号以及各种括号等。

设计词法分析的程序，需要从源程序中提取出这些 token，源程序本质是一个很长的字符串，通过词法分析后，得到一个个有具体含义的 token 序列。

2.1.2 理论部分

(a).正则表达式(Regular Expression)

要提取出这样的各类 token，首先能够想到的是正则表达式(Regular Expression)[1]，例如 C 语言**标识符**(ident)的正则表达式有如下定义:

$$digit \rightarrow 0|1|2|3|\ldots|9$$

$$letter \rightarrow A|B|\ldots|Z|a|b|\ldots|z$$

$$ident \rightarrow letter|(letter|digit)*$$

其中，digit 是数字，即 0 至 9；letter 是字母和下划线；最后 ident 由字母或者下划线开头，由下划线字母或者数字组成。*表示前面的符号出现 0 次、1 次或者多次;|表示或关系(多选一)。

类似的，可以写数字(number)的正则表达式:

$$digit \rightarrow 0|1|2|\ldots|9$$

$$digits \rightarrow digit\ digit*$$

$$optional_f \rightarrow .digit|\varepsilon$$

$$optional_E \rightarrow (E(+|-|\varepsilon)digits)|\varepsilon$$

$$number \rightarrow digits\ optional_f\ optional_E$$

digit 依旧是数字；digits 是长度大于等于 1 的数字，注意两个符号直接串行排列，没有|，此时不是二选一的关系(**或**)，是依次匹配关系(**与**)；$optional_f$表示可选的小数部分,其可以是一个小数点打头,后面跟上长度大于等于 1 的数字串，也可以是一个空串(ε,下同)，因此称为可选的小数部分；类似地，$optional_E$表示可选的指数部分；最后 number 由这些符号共同组成。

特别地，当$optional_f$和$optional_E$都取空串时，number 此时就是一个整数，如 2；若可选指数部分为空，则表示一般意义的浮点数，如 9.9；若三个部分都不为空，则类似于 3.14E3、3.14E+3、3.14E-3 这样的数字都能够被上述正则表达式解析。

(b).有穷自动机(Finite Automata,FA)

FA 这样一种装置，它的特点在于，它并不需要记忆先前的信息，只需要根据当前所处的状态和输入的信息，转移到下一个状态。

例如一个电梯装置，它并不需要记忆走过的楼层，它只需要根据当前的状态(**当前位于的楼层数**)和输入的信息(**用户按下的按钮**),然后转移到下一个状态(**按钮对应的楼层**)。

类似的，指令执行的虚拟机，它无需记忆自己执行过的指令，只需要根据当前状态(**PC 指针，当然还包括一些寄存器/内存**)，和输入的信息(**本条指令**)，然后转移到下一个状态(**新的 PC 指针和寄存器/内存的值**)。

FA 的转换图如图 1 所示，其中初始状态是 start,只有一个；终止状态(接收

态)可以有多个，由双圈表示；而有向边表示对于给定的输入(如 a、b)，可以由一个状态转移到另外一个状态。

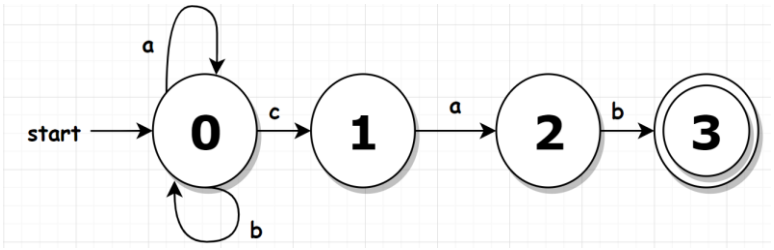


图 1 FA 转换图(Transition Graph)

在图 1 中，给定一个串，如 *abcab*，上述有穷自动机能够从初始态到终止态，则称串 *abcab* 能够被该 FA 接收。

一个有穷自动机(Machine,M)能够接收的所有串构成的集合，成为该 FA 构成的语言，记为 L(M)。

上述有穷自动机能够接收的语言其实是由 *cab* 结尾，*a* 或者 *b* 打头构成的串集合，其实也可以用下面的正则表达式描述:

$$(a|b)^+cab$$

+表示至少重复 1 次。现在也有相当多的在线平台[2]供大家测试，如图 2 所示，*bbbbabc* 被这个正则表达式接收了。

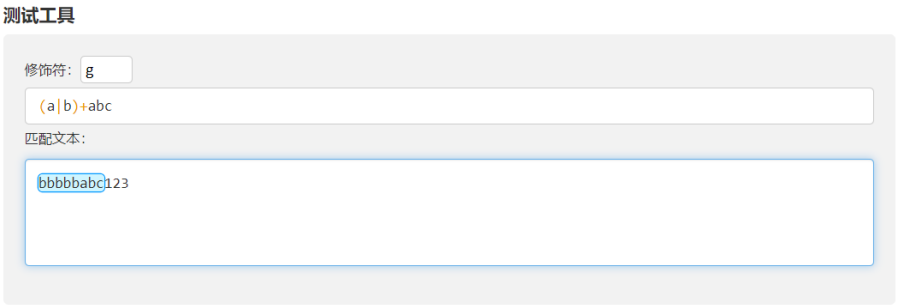


图 2 在线平台测试结果

另外一个例如如图 3 所示。这个自动机有多个终止态，此时遵循最长字符串匹配原则(Long String Match Principle)。简单来说，最后匹配的结果选择某最长的前缀进行匹配。例如输入字符串为<=时，虽然<符号已经匹配到终止态 1，但是后面的=匹配到终止态 2，根据最长匹配原则，应该匹配<=，到达终态 2。下面的减号是类似的。

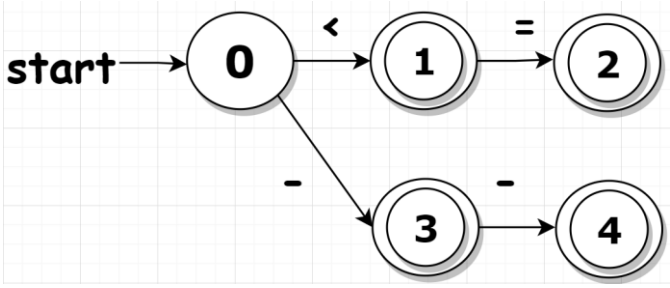


图 3 最长匹配原则示例

(c).有穷自动机分类

有穷自动机分为确定有穷自动机(Deterministic FA,DAF)[3]和不确定的有穷自动机(NonDeterministic FA,NFA)[4]。

DFA，之所以叫确定的有穷自动机，因为处于某个状态时，给定一个输入，它达到的下一个状态是唯一确定的；与之相对的 NFA，在某个状态给定一个输入，它可能有多个可转移的状态；或者 NFA 也可以这样理解，对于给定的一个输入，有多个状态可以转移，但具体转移至哪个状态，还取决于之后的输入信息。

(d).DFA

一般会使用五元组描述一个自动机$M = (S, \Sigma, \delta, s_0, F)$。对于 DFA 而言，其中各个符号的含义如下所示。

- S:有穷状态集合，即所有状态构成的集合。
- Σ:输入的符号构成的集合。
- δ:状态转移函数，即表示给定一个输入符号，对于当前所在状态能够到达的下一状态。科学一点的表示是，$S \times \Sigma \to S$。即一种映射，结合下面的例子就明白了。
- s_0:初始状态，$s_0 \in S$。
- F:接收状态构成的集合，也叫终止状态，显然$F \subseteq$ S。

下面是一个简单的有穷自动机的例子，如图 4 所示。

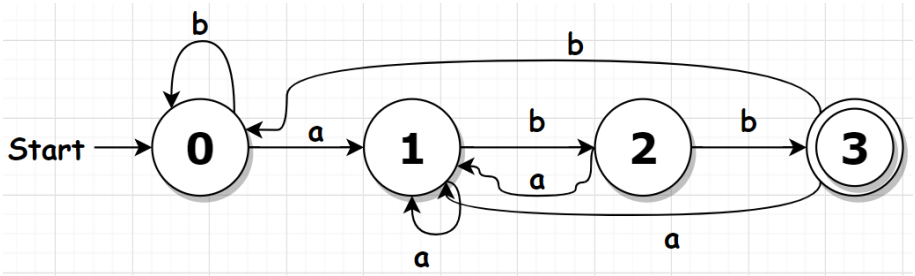


图 4 DFA 例子

这里$S = \{0,1,2,3\}$；$\Sigma = \{a, b\}$；$s_0 = 0$；$F = \{3\}$。而δ其实描述的就是图中的各种状态转换的曲线，当然也可以用转换表的表示。如表 2 所示。

表 2 DFA 状态转移表

输入 / 状态	a	b
0*(起始)	1	0
1	1	2
2	1	3
3*(终止)	1	0

从转换表可以看到各个状态之间转移的条件，这里也能明确看到，从一个状态$s \in S$，给定一个输入$a \in \Sigma$，能转移到唯一确定的状态$\delta(s, a) \in S$。

这个自动机构成的语言 L(M)是怎样的呢？

- **状态 0**:遇到 b 则一直处于状态 0，直到输入 a，转移到状态 1。
- **状态 1**:遇到字母 a 则一直保持，直到输入符号 b，说明状态 1 是以 a 结尾的字符串。
- **状态 2**:以 ab 结尾的字符串，若再次输入 a 时，打破了这一规则，转移到状态 1，此时字符串以 a 结尾；若输入 b，此时转移到状态 3。
- **状态 3**:以 abb 结尾的字符串被最后接收。若再次输入 a，则转移到 1(以 a 结尾状态)，输入 b 则回退到 0(初始状态)。

经过上述分析，L(M)表示的是任何以 abb 结尾的字符串，如果用正则表达式表示，则应该是$(a|b)^*abb$。

(e). NFA

NFA 对应的五元组$M = (S, \Sigma, \delta, s_0, F)$和 DFA 基本一致，有一点**不同**，NFA 中的δ描述的不再是单一元素，而是一个集合，即下一个状态可能的集合。映射关系被修改为了:$S \times \Sigma \to 2^S$。从 DFA 中可以看到，$\delta(s, a) \in S$，而 NFA $\delta(s, a) \subseteq S$。

依旧举一个例子，如图 5 所示。这里$S = \{0,1,2,3\}; \Sigma = \{a, b\}; s_0 = 0; F = \{3\}$。与前面的 DFA 是相同的。

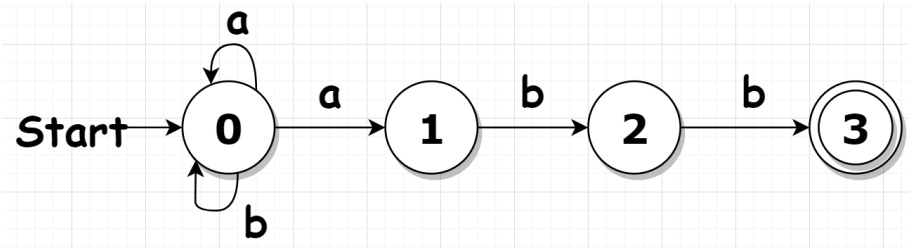


图 5 NFA 例子

如果观察状态转移表，类似的有表 3。

表 3 NFA 状态转移表

输入 / 状态	a	b
0*(起始)	{1,0}	{0}
1	∅	{2}
2	∅	{3}
3*(终止)	∅	∅

这里对比便能够看出与 DFA 的区别，状态表中都是一个个集合，而非元素。由于一些状态转换函数在图中没有给出，因此用空集(∅)表示。

这个 NFA 接收的字符串是什么呢，不难看出，它接收的同样是以 abb 结尾的字符串，当输入字符 a 时，它可能进入状态 0，也可以进入状态 1，这是不确定的，甚至再输入字符 b 时，它也可以是状态 0，也可以是状态 2；但$(a|b)^*abb$这样的字符串是能够进入终止态(状态 3)，虽然它也可以是状态 0，但因为它能够被这个 NFA 接收，因此 NFA 应该接收这个字符串，因此转移到确定的状态 3。

事实上，还有一种 NFA，被称为带ε边的 NFA$(\text{NFA} - \varepsilon)$，它与一般的 NFA 不

同在于，它可以从某个状态不消耗符号，直接转移到下一个状态。

(f). DFA 与 NFA 的等价性

从上面的两个例子中，可以看出 DFA 和 NFA 似乎可以表示同一种接收字符。事实上，二者表达能力是一样的，两者是等价的，每一个 DFA 可以转化为 NFA; 反之亦然。为什么要讨论 DFA 和 NFA 的等价性，因为直观上，NFA 的表述形式我们更容易理解，但在计算机编程实现上，显然 DFA 更容易实现，在实际编程种，我们也采用了 DFA 的形式。一般而言，在编程中，会首先书写正则表达式，然后将正则表达式转化为 NFA，最后转化为 DFA。**二者等价性严格证明略**。虽然定理的证明略显复杂，但其应用很容易理解，还是举例子说明。

正则表达式转化为 NFA 规则如下:

- ε对应的 NFA，如图 6 所示。此时从初始状态q_0不需要接收任何字符，便可以转移到终止状态q_f。ε表示空串。

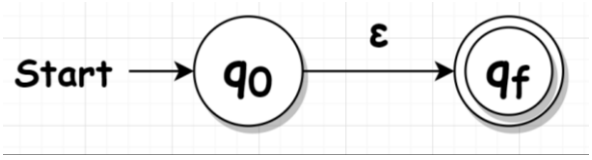


图 6 ε对应的 NFA 示意图

- 对于$\forall a \in \Sigma$，其对应的 NFA 如图 7 所示。此时初始状态q_0接收一个字符a，便转移到终止状态q_f。

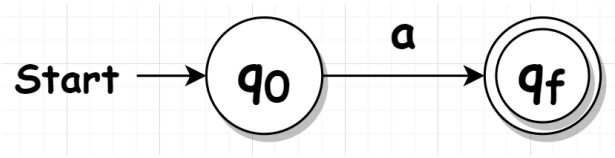


图 7 符号a对应的 NFA 示意图

- 对于$r = r_1 r_2$这样的正则表达式，其对应的 NFA 如图 8 所示。由于$r_1 r_2$是串行排列，表示先匹配r_1再匹配r_2。

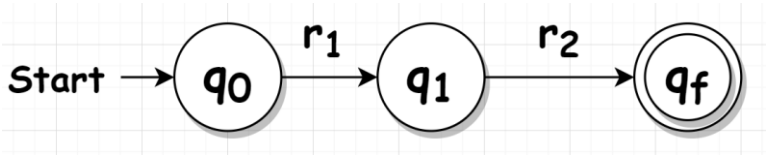


图 8 $r = r_1 r_2$对应的 NFA

- 类似的，对于$r = r_1 | r_2$这样的正则表达式，其表示一种或的关系，所以两个状态之间是并行排列，如图 9 所示。

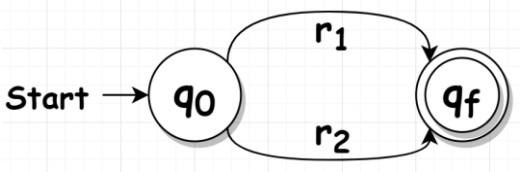


图 9 $r = r_1 | r_2$对应的 NFA

- $r = (r_1)^*$，一个正则表达式的克林闭包(Kleene)[5]依旧是一个正则表达式。

简单理解就是r_1重复 0 次或者 1 次或者多次；或者表述为将若干个r_1连接起来，因此其对应的 NFA 如图 10 所示。

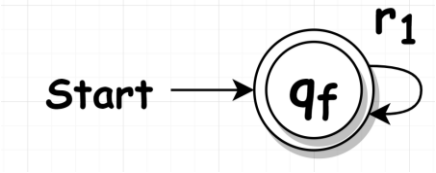


图 10 $r=(r_1)^*$ 对应的 NFA

以刚才的$(a|b)^*abb$正则表达式为例，要画出其对应的 NFA，可以根据上述的规则，一步一步转换。如图 11 所示。

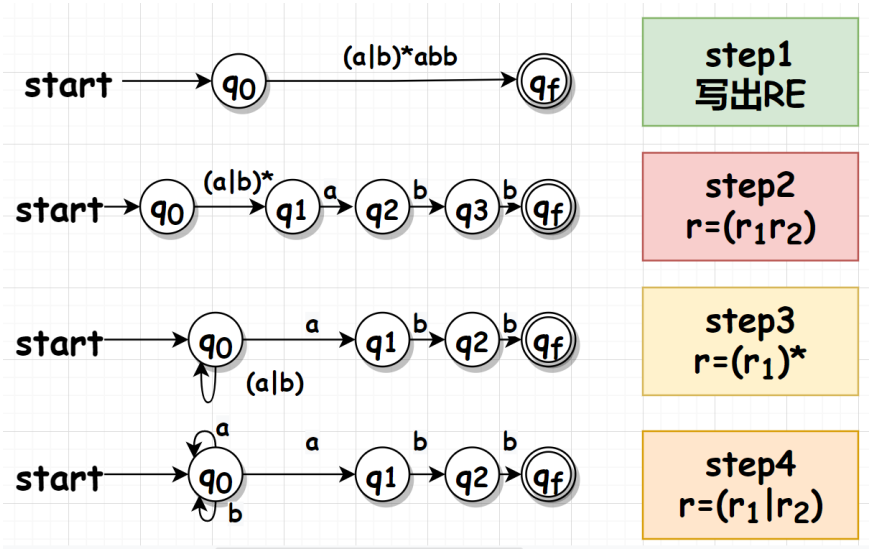


图 11 $(a|b)^*abb$转换为 NFA 过程

从 NFA 到 DFA 的转换，不妨也使用这个例子。如图 12 所示。

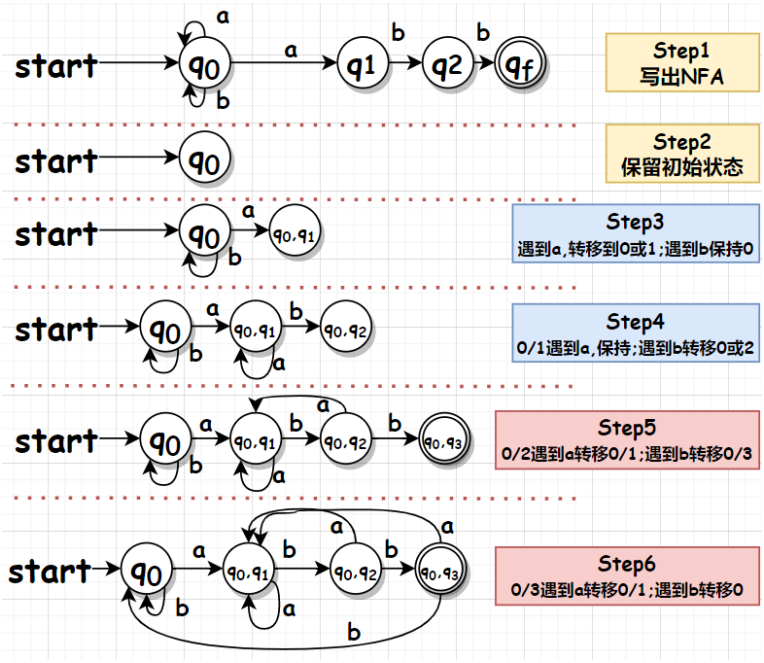


图 12 NFA 转 DFA 过程

从 NFA 到 DFA 的转换过程中，我们需要参考转换表，也就是表 3。为了方

便查阅，这里我们再次列出，如表 4 所示。

表 4 NFA 状态转换表

状态 \ 输入	a	b
q_0(起始)	$\{q_0,q_1\}$	$\{q_0\}$
q_1	$\emptyset$	$\{q_2\}$
q_2	$\emptyset$	$\{q_3\}$
q_3(终止)	$\emptyset$	$\emptyset$

- 从初始状态开始，也就是q_0开始，若输入字符为 a，则查阅表 4 的第一行一列(简写为(1,1),下同)，其可能转移到q_0或者q_1。于是这里给出一个新的状态(q_0, q_1)，用于表示这种中间状态；若输入 b，则保持q_0。(对应 Step3)
- 从(q_0, q_1)状态开始，若输入 a，则查阅表 4(1,1)和(2,1)，其依旧保持状态(q_0, q_1)；而输入字符 b，则查阅表 4(1,2)和(2,2)，其可能转移到状态 0，也可以是状态 2，于是构造一个新的状态(q_0, q_2)。(对应 Step4)
- 从(q_0, q_2)状态开始，若输入 a，查阅表 4(1,1)和(3,1)，其转移到状态(q_0, q_1)；若输入 b，查阅表 4(1,2)和(3,2)，其可能转移到状态 0 或者状态 3，因此构造一个新的状态(q_0, q_3)。(对应 Step5)
- 最后从状态(q_0, q_3)开始，输入 a，查阅表 4(1,1)和(1,4)，其转移到状态(q_0, q_1)；若输入 b，查阅表 4(1,2)和(4,2)，其转移到状态 0。(对应 Step6)

最后观察 Step6 得到的 DFA 结果，其实和最初我们绘制的图 4 是一样的！因此这样的方法能够得到等价的 DFA。这个方法称为子集构造法(Subset Construction)[6]。

2.1.3 编程设计

在实际设计中，我们需要解析的是 C 语言词法的一个很小的子集，所以对于上述理论部分，没有用到很复杂的部分，很多待识别的 token 都是一步到位。例如加减乘除的符号以及一些界符。这里标识符(ident)和注释(多行注释)会相对复杂一点，对于标识符的识别，前文已经提及过；而众多关键字 void/int 这些不过是一类特殊的标识符而已。对于注释的识别，这里给出一个 DFA 的示意图，如图 13 所示。

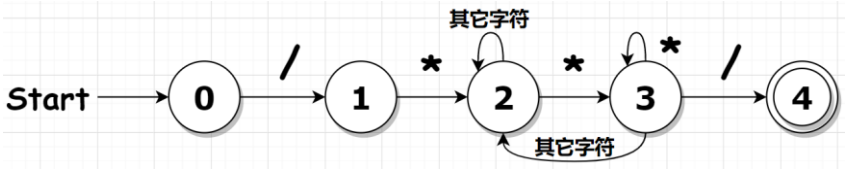


图 13 C 语言多行注释识别对应的 DFA

```
.e.g.
//  提取 token 函数  p2
void    GetSymbol(){
    while(current_char == ' ' || current_char == '\n' || current_char == 9){
        if(current_char >= 'a' && current_char <= 'z' ||
          current_char >= 'A' && current_char <= 'Z' ||
          current_char == '_'){
          //  标识符 ident
        }else if(current_char >= '0' && current_char <= '9'){
          //  数字  number
        }else{
            switch(current_char){
                case '+':    //+识别
                case '-':    //-识别
               ... ...
               default:    //非法字符
            }    // end switch
        }        // end else
    }            // end while
}
```

词法提取的框架程序 p2 所示。

函数每次识别出一个 token，并标记这个 token 所属的类别和值，出现非法字符时，需要跳过，并给出适当的错误提示；同样，若一次识别过程中，没有办法抵达终止态，如字符串缺少了右引号，需要采用一定的恢复策略，例如给予用户一定的提示，然后重置识别器到初始状态，开启下一个 token 的识别。

这一阶段关注的问题时正确识别出输入程序中的 token 序列，至于是否是合法的语句，或者有误语义错误，这些都不是这一阶段关注的问题！一个函数完成它应该完成的任务即可。

另外，在实际编程中，可能有边界的问题，例如扫描到文件末尾依旧未匹配，此时不能再读取下一个字符，否则会产生越界访问等问题，这些与上述理论部分关系不大，属于实际编程中需要注意的边界问题。

词法分析部分对应于源文件中 **Compiler 文件夹下 Lexer 类**，这个类会对给定的文本文件进行词法分析，也可以输出词法分析的结果。完成了词法分析后，可以单独对词法分析模块进行测试，一方面可以测试程序输出的词法分析结果是否和预期的一样；另外一方面是对程序的健壮性进行测试，面对非法的用户输入，甚至是精心构造的恶意输入，程序是否能够给出必要的错误信息，并正常退出。

我们给出的词法分析器，分析的词法相当有限，一些 C 支持的高级语法，例如结构体、指针等等，其实并不困难，但后续对它们汇编和进一步目标代码生成会有一定的难度，因此也就没有过于细化的考虑；另外对于 C 支持的位运算，其

实质和四则运算没有区别，并不影响后续的扩展，因此在源程序中也没有全部分析和实现。

最后我们给出源程序能够识别的词法表，如表 5 所示。

表 5 词法分析表

Token	Value
ident(保留字)	int、void、char、string、while、if else、in、out、return、extern、continue、for、switch、case、default
ident	变量名
比较运算符	>、<、>=、<=、==、!=、&&、||
number(数字)	$(1-9)(0-9)^+$
char(字符)	$(A-Z)\|a-z\|*\|!\|@\|\#\|\$\|\%\|\&\|$ ...
strings(字符串)	"(.*)" (.*代表任意字符；红色表示按字符识别，下同)
数值运算符	+、−、×、÷
Assign(赋值)	=
界符	(、)、{、}、,、;
注释	//\n|(/*(.*)*/)

至此，词法分析部分结束。

2.2 语法分析(GrammarAnalyse)

语法分析部分是对这些 token 做进一步的分析，找出它们的内在逻辑结构。事实上，语法分析和我们学英语的短语结构很类似，一个个单词可以看作 token，单词也有不同的词性；它们如何组装成“符合要求”的短语，那些语法是符合要求的，这些问题都是语法分析部分要解决的问题。

2.2.1 感性认识

语法分析部分的理论相对还要复杂一点，但直观上，我们应该有如下的感受：对于下面的示例 C 语言程序 p3，你一眼能够看出问题。这个源程序能够顺利通过词法分析，因为每一个 token 都是合法的；但在语法分析上，语法分析器认为最后一个 return 0 不是一个完整的语句，因为缺少了分号。

每条语句结束后，需要添加分号作为语句结束的标志，这就是 C 语言设计的一条语法规则。

```
.e.g.
// 示例程序 p3
int main(){
   printf("hello Compiler");
   return 0
}
```

在实际的自然语言中，我们可以给出一个简化语言规则模型，例如：

*p*1: **<句子>** → **<名词短语><动词短语>**

$p2$:<名词短语> → <形容词短语><名词短语>

$p3$:<名词短语> → <名词>

$p4$:<动词短语> → <动词><名词短语>

$p5$:<形容词> → 小

$p6$:<动词> → 吃

$p7$:<名词> → 猫 | 鱼

那么句子“小猫吃鱼”就符合上面的句子规则，同样“猫吃小鱼”也符合上面的句子规则，类似地，我们还可以写出“小鱼吃猫”和“鱼吃小猫”等。虽然有些句子在我们看来不符合逻辑，但这个并不属于语法分析的阶段，这个是语义部分要解决的内容。一个句子为什么符合上面的文法规则，后续理论部分还会用到这个例子解释说明。

从上面的例子中，那些不能再分割的单元，例如“猫”、“鱼”等是构成语言的基本元素；而可以被继续解析和分割的单元，即被<>括起来的部分，是语法的成分。

2.2.2 理论部分

语法分析的本质是从词法分析器输出的 token 序列中，识别它们组合出的短语，并构造语法分析树(parser tree)。

(a).部分概念

- **字母表(Alphabet)**

字母表Σ是一个**有穷**符号集合，这个字母表和英文的字母表略有不同，这里是数学上的概念，其实就是一个包含有限元素的一个集合。每个元素我们称为一个串(String)。

- **字母表乘积运算(Product)**

给定两个字母表Σ_1和Σ_2，它们的乘积运算可以表示为:

$$\Sigma = \Sigma_1\Sigma_2 = \{ab|a \in \Sigma_1, b \in \Sigma_2\}$$

这其实有点类似于笛卡尔乘积[7]，只不过笛卡尔乘积展现的形式是有序对，本质上它们都是集合上的乘法运算。这里给一个例子:

$$\{0,1\}\{f,g\}=\{af,0g,1f,1g\}$$

- **字母表的幂运算(Power)**

幂运算其实就是一种特殊的乘法，有如下定义:

$$\begin{cases} \Sigma^0 = \{\varepsilon\} \\ \Sigma^n = \Sigma^{n-1}\Sigma, (n \geq 1) \end{cases}$$

这其实就是一个递归的乘法定义式，其运算结果同样类似于n −笛卡尔乘积。例子如下:

$$\{0,1\}^3 = \{0,1\}\{0,1\}\{0,1\} = \{00,01,10,11\}\{0,1\}=\{000,001,...,111\}$$

- **字母表的正闭包(Positive Closure)**

正闭包的定义如下:

$$\Sigma^+ = \Sigma \cup \Sigma^2 \cup \Sigma^3 \cup \dots$$

字母表的正闭包其实就是长度为正的字符串构成的集合，这个集合的元素应该是无穷的。例如$\{a,b,c,d\}^+ = \{a,b,c,d,aa,ab,ac,ad,\dots aaa,\dots bbb\dots\}$。

- **字母表的克林闭包(Kleene Closure)**

字母表的克林闭包其实就是正闭包并上Σ^0，即$\Sigma^* = \Sigma^+ \cup \Sigma^0$。其实比正闭包多了一个空串。例如$\{a,b,c,d\}^* = \{\boldsymbol{\varepsilon}, a,b,c,d,aa,ab,ac,ad,\dots aaa,\dots bbb\dots\}$

(b). 文法形式化定义(Grammar)

文法和这里我们说的语法因该是一个意思，在不引发歧义时，可以混用。经过上面自然语言的理解，文法(Grammar)其实在数学上也有严格定义，如下四元组:

$$G = (V_T, V_N, P, S)$$

- **V_T:终结符集合(Terminal Symbol)**

终结符其实是文法定义语言的基本符号，有时候也被称为 token。在之前的例子中，那些名词(**猫、鱼**)、形容词(**小**)以及动词(**吃**)等词语都属于终结符集合。而在实际的 C 语言中，那些我们看到的不可再拆分的单元，如保留字 int、一个数字等这些也属于终结符集合，注意这里的V_T是一个**集合**。

- **V_N:非终结符集合(Nonterminal Symbol)**

与终结符对应，那些表示句子成分的符号，即被尖括号括起来的成分，都属于非终结符集合，它们有待进一步解析，注意这里的V_N同样是一个**集合**。既然有这样一个分类，那么必然也有以下关系:

$$V_T \cap V_N = \emptyset$$

以及，

$$V_T \cup V_N = \text{文法符号集合}$$

即两个集合是对立的，互不相交，构成了整个文法符号。

- **P:产生式集合(Production Set)**

产生式描述的是终结符和非终结符组合成串(String)的方法，其一般形式为:

$$\alpha \to \beta$$

即α定义为β，β被称为α的候选式(candidate)。既然α和β与终结符和非终结符有关，则$\alpha \in (V_T \cup V_N)^+$；$\beta \in (V_T \cup V_N)^*$。由于$\alpha$定义为$\beta$，那么$\alpha$至少包含一个非终结符。在上述例子中，每一条规则都是一个产生式。

- **S:开始符号(Start Symbol)**

显然，$S \in V_N$。S是一个特殊的非终结符，因为它是文法推导的开始，它也表示了文法中最大的成分。在上述案例中，S就是<句子>。

文法定义完成后，再看看编程中的一个例子。最经典的是四则运算的文法

$G = (\{id, +, *, (,)\}, \{\mathrm{E}\}, P, E)$，其中产生式$P$的定义如下:

$$E \to E + E$$

$$E \to E * E$$

$$E \to (E)$$

$$E \to id$$

这里我们可以看到，非终结符只有一个，即E，其它都是终结符；产生式集合有 4 个元素，其含义也不难理解，一个表达式(Expression,E)可以定义为表达式之和，或者表达式的乘积或者带括号的表达式，当然一个数字本身也可以被定义为一个表达式。

这里的产生式左部其实相同，即对于$\alpha \to \beta_1, \alpha \to \beta_2, \alpha \to \beta_3 \dots, \alpha \to \beta_n$这样的产生式子，可以简记为:

$$\alpha \to \beta_1 | \beta_2 | \beta_3 | \dots | \beta_n$$

(c). 推导(Derivations)及归约(Reductions)

在一个文法$G(V_T, V_N, P, S)$，如果有$\alpha \to \beta \in P$。对于一个符号串$S = \gamma\alpha\delta$，可以将其中的α替换为β，于是符号串S被重写为$\gamma\beta\delta$。记为$\gamma\alpha\delta \Rightarrow \gamma\beta\delta$。这个过程称为文法符号串$S$的直接推导(directly derive)。

其实上面的直接推导过程，就是**用产生式的右部(β)替换产生式的左部(α)**。那么既然有直接推导，也可以多次间接推导，例如$\alpha \to \alpha_1, \alpha_1 \to \alpha_2, \dots, \alpha_{n-1} \to \alpha_n$，那么$\alpha$经过$n$步推导得出$\alpha_n$。如果$n = 1$，其实就是直接推导，当然$n = 0$也必然成立，相当于没有推导。

类似的，可以用$\Rightarrow^+$(正闭包)表示经过正数步的推导；$\Rightarrow^*$(克林闭包)表示经过若干步推导(包含 0 步)。

再回到“小猫吃鱼”的例子。

我们可以尝试进行文法的推导。从开始符号<句子>进行推导。

- Step1 **<句子> ⇒ <名词短语><动词短语>**

接下来对<名词短语>做进一步推导，使用 $p2$ 规则:

- Step2 ⇒ **<形容词短语><名词短语><动词短语>**

接下来对<形容词短语>做进一步推导，使用 $p5$ 规则，将其用“小”替换。

- Step3 ⇒ 小**<名词短语><动词短语>**

接下来，对<名词短语>做进一步推导，使用 $p3$ 规则:

- Step4 ⇒小**<名词><动词短语>**

紧接着，对<名词>做进一步推导，使用 $p7$ 规则:

- Step5 ⇒小猫**<动词短语>**

使用 $p4$ 规则，对<动词短语>进行推导:

- Step6 ⇒小猫**<动词><名词短语>**

使用 $p6$ 规则，对<动词>进行推导:

- Step7 ⇒小猫吃**<名词短语>**

继续使用 $p3$ 和 $p7$ 规则，最后能够得到完整的“小猫吃鱼”的句子。那么从 Step1 到结束得到句子“小猫吃鱼”的过程称为推导；反之从句子出发，判断其是否属于这个文法，自底向上的过程称为归约。这是一对逆过程，类似于微分和积分的关系。即归约的过程是用产生式的左部替换产生式的右部。

这个地方需要强调的是，比如在 Step5 的推导过程中，为什么选择了 $p7$ 规则中的终结符“猫”，而没有选择终结符“狗”。这里需要解释:

如果你是应用上述文法产生句子，那没有特殊规定的情况下，自然可以选择任意合法的推导，而上述推导只是一个例子，之前我们也提到过，满足上述推导的句子不止一个，你甚至可以尝试写出其它满足这个语言的句子(无需考虑语义)。

一般而言，从生成语言的角度，使用的是推导；而从语言识别的角度，判断一个句子是否属于一个语言，采用的是归约的方式。

(d). 句型(Sentential Form)和句子(Sentence)

在数学上，对于句子和句型其实也有明确的定义，还记得文法G四元组中的开始符号S吧，如果S经过若干步推导出一个串α，并且α是$(V_T \cup V_N)^*$中的元素，那么称α是文法G的一个**句型**。

$$S \Rightarrow^* \alpha, \alpha \in (V_T \cup V_N)^*$$

α本质就是一个符号串，既有可能有终结符也可能包含非终结符，由于$\alpha \in (V_T \cup V_N)^*$，后者是文法符号集合的克林闭包，那么$\alpha$还可以是空串。

特别地，如果α中只有终结符，即$\alpha \in V_T{}^*$，那么此时的α称为文法G的一个**句子**。

根据上述的定义，可以看出**句子其实是一种特殊的句型**，它不包含非终结符。

通俗来讲，句子是一个完整的结构，而句型更像是一种框架和中间产物，例如我们常说的一些搭配，“xxx 是 xxx”，其中 xxx 是名词，这个就是一个句型；而如果把 xxx 具体化，那么它就被称为了一个句子。

在我们讲述的“小猫吃鱼”的案例中，前面的推导过程结果产生的都是句型，只有最后一步的推导，得到的“小猫吃鱼”才是一个句子。

(e). 语言(Language)

根据文法G推导出的所有句子，构成了一个集合，我们把这个集合称为文法G产生的语言，记做$\mathrm{L}(G) = \{\sigma | S \Rightarrow^* \sigma, \sigma \in V_T{}^*\}$。

对于刚才的“小猫吃鱼”例子中，我们能够得到很多句子，例如“小猫吃鱼”、“猫吃小鱼”、“小鱼吃猫”、“鱼吃小猫”、“猫吃小猫”、“猫吃猫”等等，事实上能产生的句子的数量是无穷的，即这个集合的数量是无穷的；例如“猫吃小小鱼”这样的句子也是符合上述文法的！而对于之前所列举的算数表达式的文法，其产

生的句子也是无穷的。

一般对于无穷的集合我们很难把它说明清楚，但是文法集合的数量往往是有限且较少的，因此**文法的意义在于解决了无穷语言的有穷表示问题**！

(f). 文法分类

文法分为以下四类:分别是 0 型文法、1 型文法、2 型文法和 3 型文法。这是乔姆斯基文法分类体系(Chomsky)[8]。不同文法的限制是不一样的，学过数据库的同学们应该了解，我们谈到的第一范式、第二范式以及 BC 范式(BCNF)等等是一个道理，不同的范式规范级别不一样，不同的文法也是这个道理。越高等级的范式其限制越多，但是拥有良好的性质也越多，但范式也不是越高越好，文法也是类似的道理。

这与离散数学中提到的群、半群、阿贝尔群，似乎也有些类似，将一部分的元素抽取出来，它们构成一个新的集合，这个集合拥有更多的良好的性质。

- **0 型文法(Type-0 Grammaer)**

0 型文法的限制最少，它被称为无限制文法，或者也叫短语结构文法(Phrase Structure Gramma PSG)，类似于第一范式，范围最广，但限制最少。其文法要求是，$\forall \alpha \to \beta \in P$，$\alpha$至少包含一个非终结符即可。

由 0 型文法生成的语言称为 0 型语言，记为 L(G)。

- **1 型文法(Type-1 Grammaer)**

1 型文法称为上下文有关文法(Context-Sensitive Grammar,CSG)，其定义为:

$$\forall \alpha \to \beta \in P, |\alpha| \leq |\beta|$$

其实就是在 0 型文法的基础上，对产生式进行限制，要求产生式的左部α符号个数不得超过右部β中符号个数。

这一类文法产生式的形式多为$\alpha_1 A \alpha_2 \to \alpha_1 \beta \alpha_2 (\beta \neq \varepsilon)$，即在上下文为$\alpha_1$和$\alpha_2$的情况下，可以把$A$替换为$\beta$；也就是说替换的过程需要依赖于上下文，所以也称为上下文有关文法。

从 1 型文法定义中也能看出 CSG 不包含ε产生式，原因是$|\alpha| \leq |\beta|$的限制，$|\varepsilon| = 0$，而α至少包含一个非终结符，即$|\alpha| \geq 1$，显然不等式不可能成立。

由上下文有关文法产生的语言称为上下文有关语言。

- **2 型文法(Type-2 Grammaer)**

2 型文法也称为上下文无关文法(Context-Free Grammar,CFG)，定义为:

$$\forall \alpha \to \beta \in P, |\alpha| \in V_N$$

这要求其产生式的左部必须是一个非终结符，其产生式形式多为$A \to \beta$类型。即A定义β(这里 A 表示非终结符)，将A替换为β无需考虑上下文，所以也称为上下文无关文法(CFG)。

同理，由上下文无关文法生成的语言称为上下文无关语言。

➢ **3 型文法(Type-3 Grammaer)**

3 型文法又称为正则文法(Regular Grammar,RG)，又分为两种，分别是右线性(Right Linear)文法和左线性文法(Left Linear)。

右线性文法形如$A \to \gamma B$或者$A \to \gamma$，右线性文法其实是在 2 型文法基础上，对产生式右部做进一步限制，要求右侧是一个终结符γ，或者是终结符γ右侧添加一个非终结符 B。

而左线性文法形如$A \to B\gamma$或者$A \to \gamma$。其也是类似的道理，要求产生式子的右侧是终结符γ，或者是终结符γ左侧添加一个非终结符 B。

简单概括来说，正则文法要求产生式的右部只有一个终结符，并且只能在同一侧，不能一会儿左一会儿右。如图 14 所示，这是一个右线性文法。

```
S → a | b | c | d
S → aT |bT | cT | dT
T → a | b | c | d | 0 | 1 | 2 | 3 | 4
T → aT |bT | cT | dT | 0T | 1T | 2T | 3T | 4T
```

图 14 右线性文法示例

首先这个文法产生式左侧都是一个非终结符，所以首先符合 2 型文法，其次其右侧要么是终结符，要么终结符都在非终结符的右侧，所以是右线性文法。这里大写字母 S、T 都是非终结符，而小写字母和数字都是终结符。

这其实就是一个标识符的文法，最后产生的句子都是字母开头，由字母和数字组成的串。

总结:四级文法是逐步限制的关系，越来越严格；同时它们也是真子集关系。即 0 型文法集合包含 1 型文法集合；1 型文法集合包含 2 型文法集合；2 型文法集合包含了 3 型文法集合。

(f). CFG 文法分析树

CFG 文法是被研究的较多的一类文法，我们的编译器也使用了这一文法。为了引入概念，首先让我们来看一棵语法分析树的样子，如图 15 所示。从图中我们容易观察到几个现象:

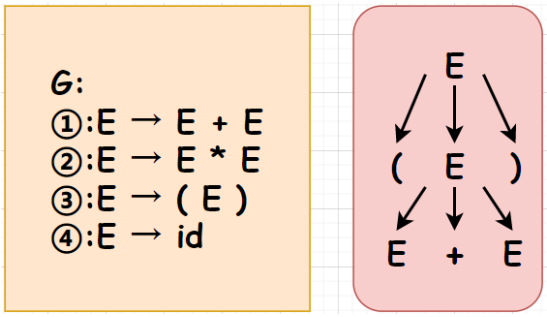


图 15 语法分析树示例

➢ 根结点的符号是文法开始的符号，也就是 E

➢ 每一个内部结点其实是对某个产生式的应用

该结点是这个产生式的左部 A，其子结点是产生式的右部β。例如在语法树的第 2 层，其实就是使用了第③个推导式，因此其结点为 E(产生式的左部)，它的三个孩子(、E、)是产生式的右部。

➢ 叶结点既可以是终结符也可以是非终结符

从左向右排列的**叶结点**构成的符号串称为是这棵树的**产出**(yeid)，或者也称为**边缘**(frontier)。例如这棵树的产出其实就是(E+E)。

对于推导过程中的每一个句型α，都可以构造出一个**边缘**为α的分析树。例如在上述推导中产生的句型$\alpha = (\mathrm{E})$和$\alpha = (\mathrm{E}+\mathrm{E})$，在推导过程中都可以构造出边缘为$\alpha$的分析树。如图 16 所示。其中蓝色部分表示分析树的边缘。

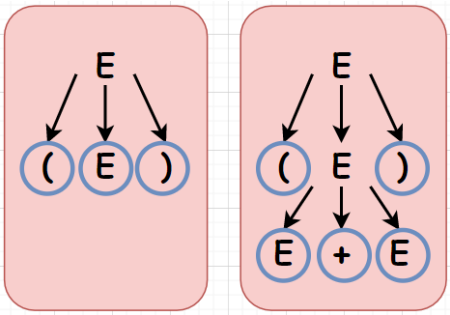


图 16 推导过程中分析树对应的边缘

那么给定一个句型，其分析树中每一棵**子树**的边缘称为该**句型**的一个短语(phrase)。如图 17 所示，还是这个文法 G，给定一个句型对应的分析树。这个句型拥有的短语有(E*E+E+E)、E*E、E+E。

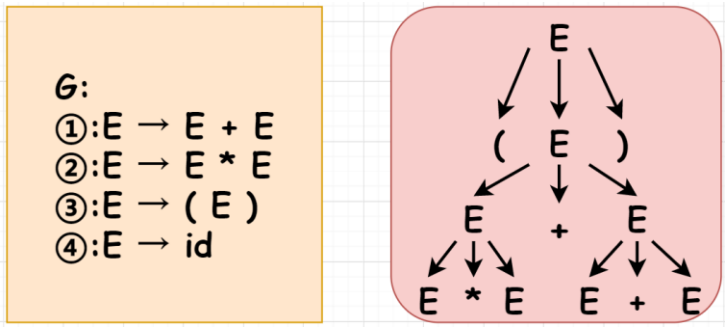


图 17 文法 G 的某句型对应的分析树

如果一棵子树只有父子两代结点，即子树**高度为 2**，那么这个子树的边缘称为该句型的直接短语(immediate phase)。例如这里的 E*E 和 E+E 就是直接短语。

由于子树的高度为 2，结合之前提到的“每一个内部结点都是对产生式的应用”，那么直接短语一定是某产生式子的右部。例如这里给出的两个短语分别是产生式②和产生式①的右部。**反之不成立**，即产生式的右部不一定是直接短语。

例如这里的(E)是产生式③的右部，但不是这个句型的直接短语，但它可以是其它句型的直接短语。

(g). 二义性文法(Ambiguous Gramma)

所谓二义性，其实就是一个文法可以为某个句型产生多颗分析树，这样的文法就称为二义性文法。

最典型的例子就是 **else 悬空问题**[9]。给定一个文法和一个它的句型，如图 18 所示。

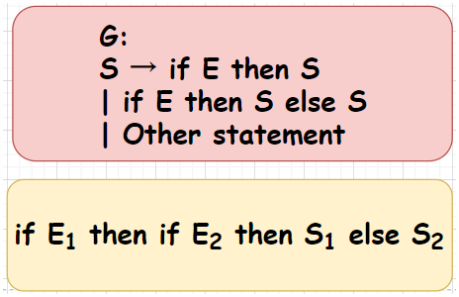


图 18 *if-else* 文法示例

这里我们能够根据这个文法，给出这个句型两棵不同的分析树，如图 19 所示。显然这个问题是我们遇到的 else 与哪个 if 匹配的问题！以 C 语言为例，为了消除这样的二义性，C 语言规定 else 与最近的尚未匹配的 if 进行匹配，从而消除这样的二义性。

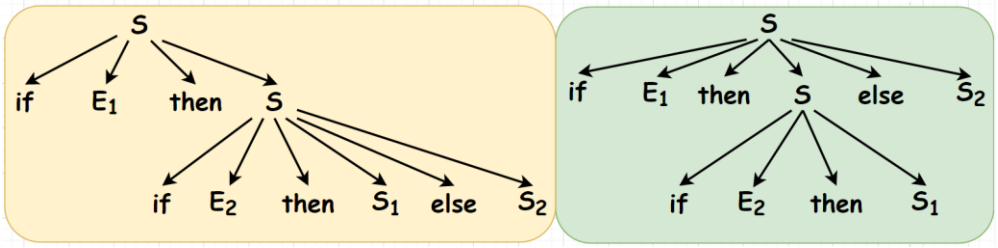


图 19 句型对应的两棵分析树

事实上，为了消除二义性，许多程序设计语言做法与 C 语言类似，就近原则；或者通过从属关系的来控制，例如花括号不能省略，此时也可以消除二义性(本质是修改文法规则)；甚至一些语言要求 else 不可以缺失，这样也避免了二义性。

最后是文法二义性的**判断**，对于一个 CFG，不存在一个算法判断它是否为无二义性文法；但存在一组**充分条件**，满足这个条件的文法是无二义性的文法，不满足这个条件的文法无法判断是否存在二义性。**严格证明略**。

(h). 自顶向下分析(Top-Down Parsing)

看完了文法部分，或许你依旧对于分析过程不是很明白，下面是构造分析树的一些细节问题。我们程序会输入一个个字符串，我们需要遍历整个字符串的每一个 token，不断推导出属于这个语言的句子。

首先还是一个简单的例子，自顶向下，顾名思义就是从开始符号 S 开始推导，从分析树的根结点开始构造分析树，如图 20 所示。

相当于模拟程序的输入字符串是(id+id)，我们需要不断应用产生式，进行自

上而下的推导。

看起来似乎没有什么问题，我们也容易读懂最右侧的推导过程，但是这里面有几个问题还需要考虑，(1)每一步**替换哪个非终结符**；(2)该非终结符**用哪个候选式替换**。为了解决这个模糊的问题，需要引入几个简单的概念。

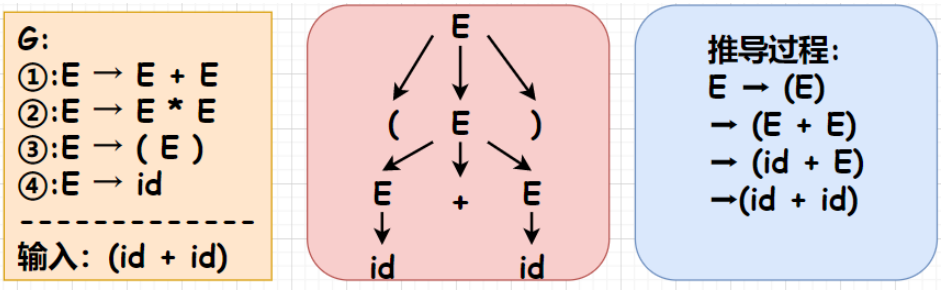


图 20 给定字符串，文法推导过程示例

- **最左推导(Left-most Derivation)**

最左推导是指每次推导总是选择每个句型的最左非终结符进行替换。如图 21 所示，红色部分就是每一步选择推导的非终结符，它是这个句型的最左端的非终结符。最左推导的逆过程是最右归约。

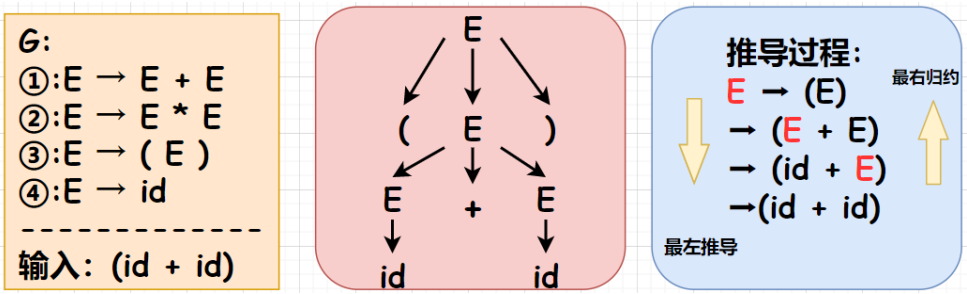


图 21 最左推导示例

从文法开始符号推导出的句型称为最左句型(left-sentential form)。

- **最右推导(Right-most Derivation)**

类似的，还有最右推导的方式，其实就是每次都选择句型的最右非终结符进行替换。它的逆过程称为最左归约。

这两个推导方式回答了第一个问题:每一步替换哪个非终结符。一般而言，在**自底向上**的分析中，会采用最左归约的方式，因此最左归约是**规范归约**，与之对应的最右推导称为**规范推导**。而在**自顶向下**的分析中，采用最左推导的方式。

一个文法可以有很多种推导，但是最左推导和最右推导的结果是唯一的。

(i). 递归下降分析(Recursive-Decent Parsring)

计算机如何实现自顶向下的分析？这里我们采用递归下降的分析方式，最后编程也是用这种方式实现。

对于每一个非终结符，都有一个过程(process)与之对应，递归调用其它非终结符的过程，直到完成语法分析。但是我们只回答了第一个问题，对于第二个问题，**当一个非终结符有多个候选式时，我们如何选择**？

一种简单的方式是逐个尝试，直到尝试成功。但这一来，会存在回溯问题，分析器的效能会下降。导致不能确定选择哪个候选式子的原因其实很简单，就是目前扫描的字符串有限，得到的信息有限，因此不知道如何选择同一个非终结符的哪个候选式。

对于这样的问题，其实如果能多读取一些字符，自然也就知道它应该去往哪一个分支，因此有了预测分析(Predictive Parsing)。

预测分析其实是递归下降技术的一个特例，它通过对输入的字符串向前看(Look ahead)**固定个数**(例如 1 个)的符号来选择正确的非终结符 A 的产生式。

那么向前看一个符号得到的信息有限，也可以构造向前看 k 个符号的语法分析器，那么与之对应的文法称为 LL(k)文法。

有了预测分析，我们就不需要回溯，因为每一步都是确定的，这也就回答了第二个问题:对于一个非终结符的多个产生式，如何选择。这里略有点抽象，我们给出一个小例子。如图 22 所示，对于这样三个不同的输入，程序需要向前看多少个 token 才能区分。这里给出了一个声明变量和函数的简单文法 G，其中 ident 是标识符。

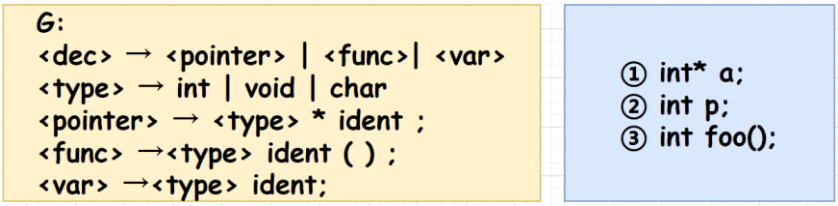


图 22 向前看 K 个符号示例

我们不妨简单分析以下，对于程序扫描到 int 这个 token 后，它有三条分支可以进入，此时如果不向前看，那么不能确定选择 1~3 中的哪一个分支；

如果向前看 1 个 token，即 LL(1)文法，此时文法分析器能够区分①和②③，因为①中 int 的下一个字符是*；而②③都是标识符(ident)，这样一旦向前看的字符是*，则选择第一个分支，否则选择②③分支；

但是这样也区分不了②③，因为都是标识符，因此当指针指向 int 这个 token 时，需要向前看两个 token，此时对于②来说是分号，对于③来说是左括号，此时才能够区分②③。

仔细观察文法 G，产生不确定性的原因其实是因为有**公共前缀**<type>和<type>ident，因此如果不向前看便不知道选择哪一个分支。如果可以消除公共前缀，是不是意味者能够减少向前看的个数？

对于这样的文法，如果不希望回溯，则至少需要设计 LL(2)文法才可以保证。后续会继续分析如何设计 LL(k)文法，以及文法之间的转换，由于想使用递归下降的方式分析程序，这里会考虑到递归的出口问题，如何解决可能存在的无限递归问题，后续会进一步分析。

(j). 左递归(Left Recursive)及消除(Remove)

对于含有$A \to A\alpha$形式的产生式的文法称为**直接左递归**(immediate left recursive)文法。同样，如果经过多步推导产生了这样形式的产生式，，即$A \Rightarrow^{+} A\alpha$，那么这个文法就是**左递归文法**。

左递归是导致文法分析器无限循环的根本原因。我们的算术表达式的文法中$E \to E * E$这类产生式，其实这就是一个左递归文法。如何消除左递归？

首先是消除**直接**左递归。

对于一个直接左递归的产生式，$A \to A\alpha|\beta(\alpha \neq \varepsilon, \beta$不以$A$开头)。这个产生式最后产生的符号串对应的正则表达式为$\beta\alpha^{*}$。

为了消除直接左递归，我们不妨改写这个产生式，改写为:

$$A \to \beta A'$$

$$A' \to aA'|\varepsilon$$

这样一来，直接左递归就被消除了，上下两种产生式的正则表达式是一致的。这样消除的方式，其实就是把左递归变成了右递归的形式，即$A' \to aA'|\varepsilon$形式，这样程序能够根据输入的字符，判断出递归是否结束，以免造成循环递归。

对于更加一般的产生式而言，消除的直接左递归的方式如下:

$A \to A\alpha_1|A\alpha_2|A\alpha_3|\ldots|A\alpha_n|\beta_1|\beta_2|\beta_3|\ldots|\beta_m(\alpha \neq \varepsilon, \beta$不以$A$开头)，

只需要类似的转换为:

$$A \to \beta_1 A'|\beta_2 A'|\beta_3 A'|\ldots|\beta_m A'$$

$$A' \to \alpha_1 A'|\alpha_2 A'|\alpha_3 A'|\ldots|\alpha_n A'|\varepsilon$$

消除左递归是需要代价的，即我们引入了更多的非终结符和空产生式。

对于**间接**左递归的消除，例如有这样一个文法，如图 23 所示。

$S \to Aa \mid b$
$A \to Ac \mid Sd \mid \varepsilon$

带入: $A \to Ac \mid Aad \mid bd \mid \varepsilon$

图 23 间接左递归文法示例

给出的两个产生式都不存在直接左递归，但是带入以后，发现存在直接左递归，因此这里存在间接左递归文法。消除方式也是类似的，带入变为直接左递归后，再使用直接消除左递归的方法进行消除即可。**具体算法略**。

(k). 左公因子提取(Left Fctoring)

对于之前提到的回溯问题，对于不能决定使用非终结符的哪一个产生式，本质是因为这些非终结符的产生式有**公共前缀**(图 22)。

这个时候，可以对左公因子进行提取，例如，我们还是以图 22 给出的例子为例，对比提取后的文法差异。如图 24 所示，通过把左公因子<type>和 ident 提取出来，这样程序每一步都无需回溯。

其实提取公共前缀的本质是延迟决定，程序需要读取足够的信息才能够走到对应的分支。

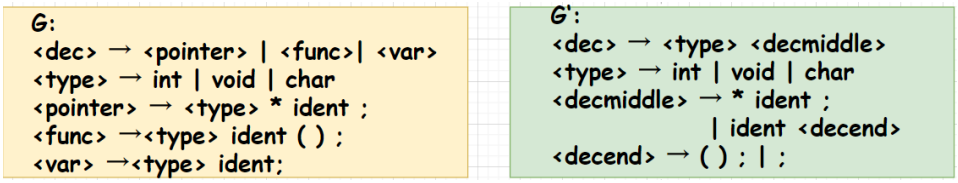


图 24 提取左公因子示例

(I). S_文法

预测分析不需要回溯，因此它能够根据当前的最左非终结符 A，和当前输入的符号α，选择正确的产生式。

为了选择正确的产生式，此时能够选择的候选式必须唯一确定，不能有随机性。因此有了 S_文法(简单的确定文法)。其要求为:

- 每个产生式的右部都以终结符开始
- 同一个产生式的各个候选式的首个终结符都不相同

对于这样的文法，每次能够选择的产生式是唯一的，同时 S_文法是不可以有空产生式的。如图 25 所示。

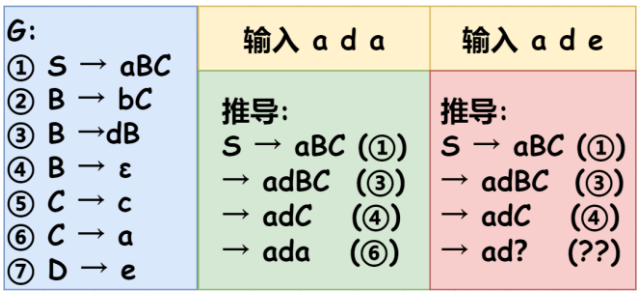


图 25 空产生式(ε)的问题

这里给了两个不同的输入，对于第一个输入串，ada，从文法开始 S 进行推导，依次使用①③④⑥条推导式，输入的 ada 能够匹配成功；根据当前最左非终结符和输入字符，每次选择的候选式是唯一的。

但对于第二个输入，前面都是相同的道理，但是最后一步非终结符 C 和当前输入符号 e，没有规则是匹配的，因此前面使用第④条规则，即空产生式是徒劳的，此时不应该使用空产生式，而应该直接报错。

但文法中如果没有空产生式，受限会较多，因此我们需要知道，什么情况下需要使用空产生式。事实上，能够使用符号 B 的空产生式，关键看非终结符 B 的后面能够紧跟哪些终结符。

由此我们需要定义一些符号来说明。

- **FOLLOW 集合**:非终结符 A 的后继符号集合，记作 FOLLOW(A)。

这里的后继符号是终结符，因此 FOLLOW(A)可以描述为:

$$\mathrm{FOLLOW(A)} = \{\boldsymbol{a} | \mathrm{S} \Rightarrow^{*} \alpha \mathrm{A}\boldsymbol{a}\beta, \boldsymbol{a} \in V_T, \alpha, \beta \in (V_T \cup V_N)^{*}\}$$

如果 A 是某个句型的最右符号，则将结束符\$添加到 FOLLOW(A)中。

对于上面那个例子，非终结符 B 的 FOLLOW 集合通过观察可以看出$\{a,c\}$。

- **SELECT 集合**

对于产生式$A \to \beta$的可选集，顾名思义，就是遇到这个集合中的符号，就能够选择这个产生式，一个产生式的可选集记为$\text{SELECT}(A \to \beta)$。

(1). 若产生式的右部的第一个符号是终结符，则产生式的可选集只有这一个符号，即$\text{SELECT}(A \to \boldsymbol{a}\beta) = \{\boldsymbol{a}\}, \boldsymbol{a} \in V_T$。这也很好理解，只有遇到$\boldsymbol{a}$这个终结符时，才能够选择这个产生式，其它时候都不可以。

(2) 如果产生式的右部是空串ε，则$\text{SELECT}(A \to \varepsilon) = \text{FOLLOW}(A)$。这也比较好理解，$\text{FOLLOW}(A)$是能够直接跟在非终结符$A$后的终结符；只有遇到这些终结符时，选择$A \to \varepsilon$产生式，之后才能够可能匹配成功(图 25 例子)。

对于具有相同左部的各个产生式，如果它们的 SELECT 集合交集为空，此时遇到一个任何一个终结符，都有唯一的产生式可选(或者直接报错)。

(m). q_文法

由于 S_文法的局限性，其右侧不可以为空，因此有了 q_文法。q 文法的要求为:

- 每个产生式的右部以终结符开始，或者其右部是空串ε
- 具有相同左部的产生式，其 SELECT 集相交为空

对于相同左部的产生式，SELECT 集相交为空的意义在于，此时遇到一个终结符 a，能够根据 a 属于哪个 SELECT 集，选择对应的产生式进行推导；试想若相同左部的产生式的 SELECT 集有交叉，那么遇到交叉的元素意味者选择哪个产生式都可以，这是一种不确定性，也可以理解为二义性，这是我们不希望的。

但 q_文法也有一定的局限性，虽然其产生式的右部可以是空，但必须以终结符开始(或者为空)，不能以非终结符打头。

为此，科学家们引入了 LL(1)文法。由于 LL(1)文法中，产生式的右部可以是非终结符，需要进一步引入一些概念。

- **FIRST 集合**

串首终结符，顾名思义，是字符串的第一个符号，并且是终结符。对于一个文法符号α，其串首终结符集$\text{FIRST}(\alpha)$的包含的定义是:

可以从α推导出所有的**串首终结符**构成的集合。如果$\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$，则$\varepsilon$也应该在$\text{FIRST}(\alpha)$中，即$\varepsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$。即，对于$\forall \alpha \in (V_T \cup V_N)^*$，

$$\text{FIRST}(\alpha) = \{\boldsymbol{a} | \alpha \Rightarrow^* \boldsymbol{a}\beta, | \boldsymbol{a} \in V_T, \beta \in (V_T \cup V_N)^*\}$$

特别地，如果$\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$，则$\varepsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$。

此时，$A \to \alpha$产生式的可选集$\text{SELECT}(A \to \alpha)$的定义如下:

- 如果$\varepsilon \notin \text{FIRST}(\alpha)$，则$\text{SELECT}(A \to \alpha) = \text{FIRST}(\alpha)$。

即，如果文法符号α的 FIRST 集中没有空串，那么对于一个产生式$A \to \alpha$的可选集就是的 FIRST 集。即遇到这个FIRST(α)中的元素，便能够选择这个$A \to \alpha$产生式。

- 如果$\varepsilon \in \text{FIRST}(\alpha)$，则$\text{SELECT}(A \to \alpha) = (\text{FIRST}(\alpha) - \{\varepsilon\}) \cup \text{FOLLOW}(A)$。

即如果符号α的 FIRST 集中存在空串，也就是里面的非终结符都能够推出空串，那么此时对于产生式$A \to \alpha$，其可选集除了FIRST(a)中的终结符(不包括空串)，还应该有A的 FOLLOW 集；FOLLOW(A)是能够直接跟在非终结符A后的终结符构成的集合。可以参考 q_文法部分理解。

(n). LL(1)文法

LL(1)，第一个 L 表示从**左**(Left)往右扫描；第二个 L 表示最**左**(Left)推导；1 表示每次向前看 1 个符号就能够决定词法分析器的下一步。

如果一个文法 G 是 LL(1)文法，**当且仅当** G 的任意两个具有相同左部的产生式$A \to \alpha|\beta$满足:

- 不存在终结符 $\boldsymbol{a}$ 使得α和β都能够推导出以开头的 $\boldsymbol{a}$ 串。
- α和β**至多**有一个能推导出空串。
- 如果$\beta \Rightarrow^* \varepsilon$，则$\text{FIRST}(\alpha) \cap \text{FOLLOW}(A) = \emptyset$；
- 如果$\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$，则$\text{FIRST}(\beta) \cap \text{FOLLOW}(A) = \emptyset$；

我们逐条解释，对于第一条，如果$\exists a$，使得α和β都能够推导出a开头的串，则FIRST(α)和FIRST(β)之间有交集，则，$A \to \alpha$的SELECT集和$A \to \beta$的SELECT集也会有交集。

对于第二条，二者至多有一个能够推导出空串ε；试想如果二者都能够推导出空串，则它们的 SELECT 集都会包含FOLLOW(A)，显然 SELECT 集交集不为空。

第三条/第四条，如果$\beta \Rightarrow^* \varepsilon$，则$\beta$的 SELECT 集包含FOLLOW$(A)$，此时$\alpha$的 FIRST 集合就不可以再包含FOLLOW$(A)$的元素，否则它们的 SELECT 集会有交集；第四条同理。

其实第 3/4 条件是为了保证左部相同的非终结符的各个产生式的 SELECT 集不相交。

FIRST 集求解例子:

$$\text{FIRST}(\alpha) = \{\boldsymbol{a} | \alpha \Rightarrow^* \boldsymbol{a}\beta, | \boldsymbol{a} \in V_T, \beta \in (V_T \cup V_N)^*\}$$

以简化版的四则运算为例，首先对各个非终结符的 FIRST 集清空，如图 26 所示。

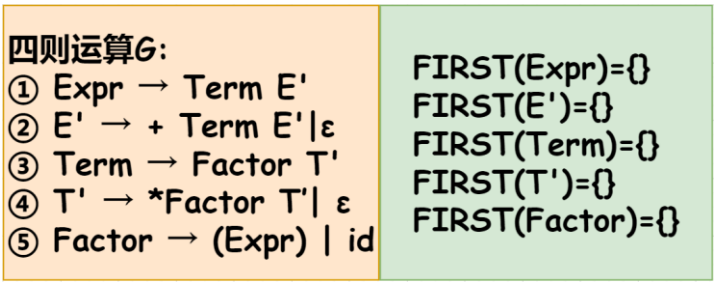


图 26 求非终结符的 FIRST 集(Step1)

接下来，观察每个产生式的右侧串首字符是否为终结符，如果是，则添加到对应非终结符的 FIRST 集中，这里串首的非终结符只有 id、(、* +。添加完成后，如图 27 所示。

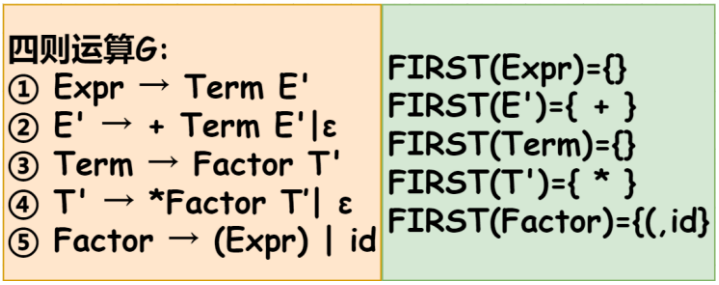


图 27 求非终结符的 FIRST 集(Step2)

如果一个产生式能够推导出空串ε，那么空串ε也应该是它的 FIRST 集中的元素，对于上述文法 G，第②和第④个产生式能够推导出空串，因此添加到对应非终结符的 FIRST 集中。如图 28 所示。

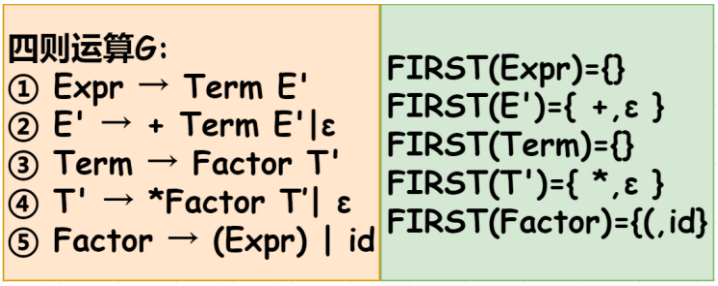


图 28 求非终结符的 FIRST 集(Step3)

接下来，由于不是 q_文法，因此产生式的右部可以是非终结符打头，对于这样的产生式，如①和③，那么它们右部的首个非终结符的 FIRST 集中的终结符，也应该是这些产生式 FIRST 集中的元素；即 Expr 的 FIRST 集依赖于 Term 的 FIRST 集；Term 的 FIRST 集依赖于 Factor 的 FIRST，因此把 Factor 的 FIRST 中的终结符添加到 FIRST(Term)中，把 Term 的 FIRST 的终结符添加到 FIRST(Expr)中。如图 29 所示。

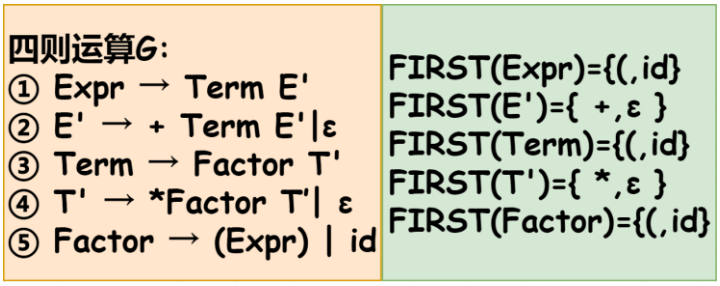


图 29 求非终结符的 FIRST 集(Step4)

对于 **FIRST 集**的求解，可以简单描述为:

- 如果X是一个终结符，那么毫无疑问FIRST$(X) = \{X\}$
- 如果X是一个非终结符，并且有$X \to Y_1Y_2Y_3 \ldots Y_n(n \geq 1)$，如果对于某个$Y_i$，$a \in$ FIRST(Y_i)，$Y_1Y_{\ldots}Y_{i-1} \Rightarrow^* \varepsilon$，即$\varepsilon \in$ FIRST(Y_1),...$\varepsilon \in$ FIRST(Y_{i-1})，那么需要把a添加到FIRST(X)中；如果$\forall Y_i$，有$Y_i \Rightarrow^* \varepsilon$，那么应该把$\varepsilon$添加到FIRST$(X)$中。
- 如果$X \to \varepsilon \in P(P$是产生式$)$，那么把$\varepsilon$添加到FIRST$(X)$中。

重复上述几个步骤，直到 FIRST 集中没有元素更新。

上述例子，我们继续求解非终结符的 **FOLLOW 集**。再次看看定义。同时若A是某个句型的最右符号，则把结束符$加入到FOLLOW$(A)$中。

$$\text{FOLLOW}(A) = \{\boldsymbol{a} | \text{S} \Rightarrow^* \alpha A \boldsymbol{a} \beta, \boldsymbol{a} \in V_T, \alpha, \beta \in (V_T \cup V_N)^*\}$$

如图 30 所示，首先初始化待求符号的 FOLLOW 集。

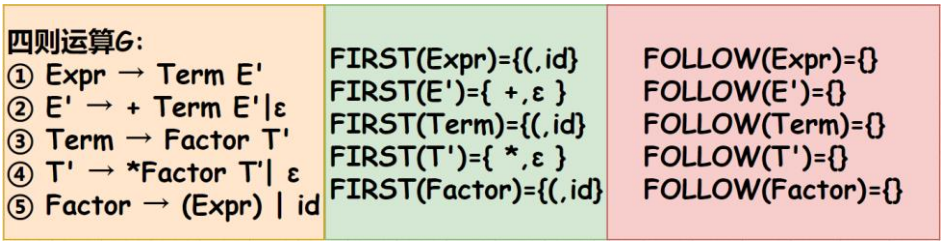


图 30 初始化 FOLLOW 集

观察定义，这里 Expr 既是文法的开始符号(S)，也是文法的最右符号，因此把$添加到 FOLLOW(Expr)中；对于①，$E'$的 FIRST 集中的终结符能够紧跟在 Term 的后面，因此需要将其加入 Term 的 FOLLOW 集中。如图 31 所示。

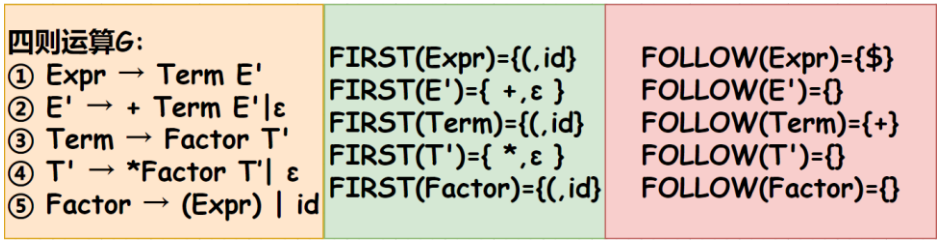


图 31 求 FOLLOW 集(Step1)

同时我们注意到①，E'能够推导出空串，因此，能够紧跟在 Expr 后的终结符也能够出现在 Term 后，因此需要将 Expr 的 FOLLOW 集的元素添加到 Term 中。同时，由于E'在最右侧，同样，能够出现在 Expr 后的符号也能出现在E'之

后，因此需要将 Expr 的 FOLLOW 集的元素添加到E'中。如图 32 所示。

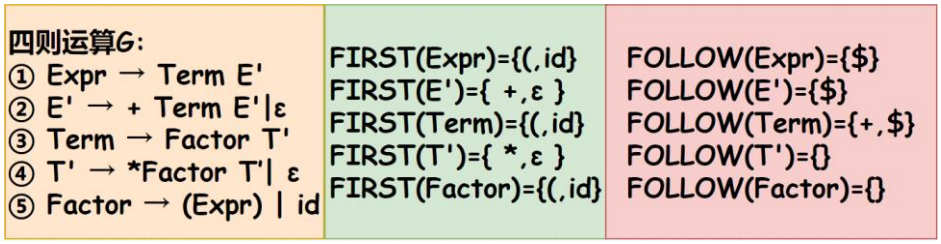


图 32 求 FOLLOW 集(Step2)

观察③产生式，T'在 Factor 后，因此T'的 FIRST 中的终结符可以出现在 Factor 后，将其加入 FOLLOW(Factor)；同时T'能够推导出空串，因此能出现在 Term 后的符号也可以出现在 Factor 后，将将 FOLLOW(Term)的元素加入 FOLLOW(Factor)中；此外T'在最右侧，因此能够出现在 Term 后的符号，也能出现在T'后，将 FOLLOW(Term)的元素加入 FOLLOW(T')。如图 33 所示。

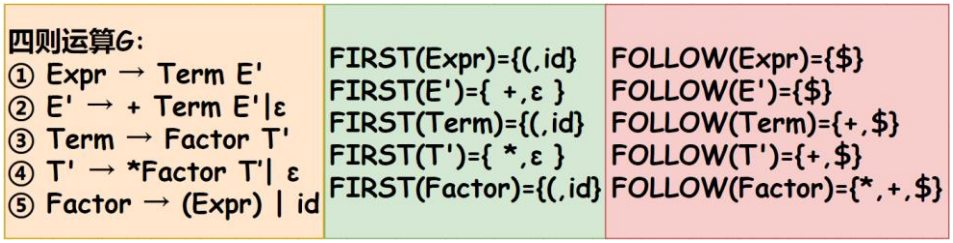


图 33 求 FOLLOW 集(Step3)

观察⑤式，Expr 后存在终结符)，将其加入 FOLLOW(Expr)中，如图 34 所示，至此，FOLLOW 集求解还没有结束，还需要重复上述步骤，直到没有新的元素加入。

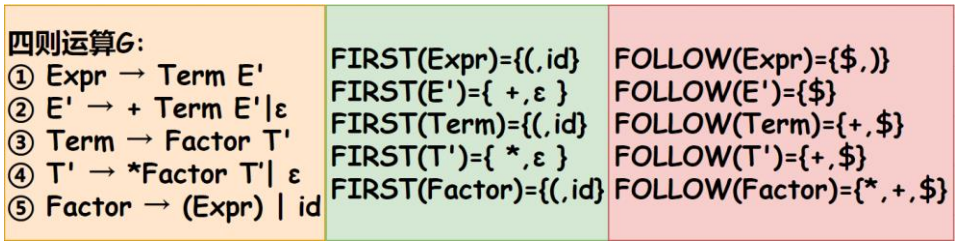


图 34 求 FOLLOW 集(Step4)

重复上述的分析步骤，最后得到的结果如图 35 所示。

图 35 求 FOLLOW 集(Step5)

对于 **FOLLOW 集**求解，可以描述为:

- 将$加入 FOLLOW(S)中，其中 S 是文法开始的符号
- 如果在一个产生式$A \to \alpha B\beta$，则 FIRST(β)中的终结符应该添加到

FOLLOW(B)中。(B是非终结符)

- 如果一个产生式$A \to aB$，或$A \to aB\beta$并且ε ∈ FIRST(β)，则 FOLLOW(A)的元素都应该被添加到 FOLLOW(B)中。

重复上述步骤，直到没有新的符号添加到各个集合中。

有了 FOLLOW 集合和 FIRST 集合，便能够求出各个产生式的 **SELECT 集合**。如右图所示，我们求取各个产生式的 SELECT 集。

四则运算G:
① Expr → Term E'
② E' → + Term E'
③ E' → ε
④ Term → Factor T'
⑤ T' → *Factor T'
⑥ T'→ ε
⑦ Factor → (Expr)
⑧Factor → id

- 对于产生式①，其 SELECT 集是 FIRST(Term)，SELECT(①)={(,id}。
- 对于产生式②，由于其右部以终结符打头，所以 SELECT(②)={+}。
- 对于产生式③，其右部为空串ε，因此其 SELECT 集应该是 FOLLOW(E)，即 SELECT(③)={$,)}。
- 对于产生式④，其 SELECT 集是 FIRST(Factor)，SELECT(④)={(,id}。
- 对于产生式⑤，右部打头的是终结符，因此 SELECT(⑤)={*}。
- 对于产生式⑥，右部是空串ε，因此其 SELECT 集应该是 FOLLOW(T')，即 SELECT(⑥)={+,$,)}。
- 类似的，产生式⑦⑧，SELECT(⑦)={(}。SELECT(⑧)={id}。

四则运算G:
① Expr → Term E'
② E' → + Term E'
③ E' → ε
④ Term → Factor T'
⑤ T' → *Factor T'
⑥ T'→ ε
⑦ Factor → (Expr)
⑧Factor → id

观察具有相同左部的产生式，即②③、⑤⑥和⑦⑧，它们二者的 SELECT 集都没有交集，因此这是一个 **LL(1)文法**。LL(1)文法可以使用预测分析法，它无需回溯，通过构造预测分析表，在给定当前的产生式和输入符号(k=1)的同时，有唯一可选分支(或者报错)。

类似的除了 LL(1)文法，其实还有很多其它的文法，这里就不逐一介绍了。接下来的部分是结合一个简化版的 C 语言文法，理解推导的过程。

2.2.3 编程设计

编程设计这一部分，主要对得到的 token 进行词法分析，采用了递归下降的方式，虽然递归下降的方式解析效率不是最高的，但从程序编写和理解的角度是容易的，因此我们采取了这一方法。这一部分对应源文件 **Compiler 文件夹**下的 **Parser** 类。

各个类(class)相对独立，但是语法分析的过程中其实也伴随着中间代码的生成，因此类中出现使用其它类的对象和方法也是有可能的，但这不影响整个递归下降的理解。

(a).总体设计概述

这里我们设计的文法如图 36 所示。简化版本的 C 语言文法似乎也“不简单”。看来其有些冗长，但其实内在的逻辑并不是很复杂，下面会逐一分析。这里我们约定，被<>括起来的符号都是非终结符；直接以英文出现的字符是终结符，ε表示空串；其中一些界符，如()、{}使用了英文缩写；| 表示或的关系，即这些产生式的右部具有相同的产生式子左部，一般在实际书写时，会将其使用 | 连接，便于阅读。

```
G:
<program> → <dec><program>| ε
<dec> → <type> ident <dectail> | semicon | extern <type> ident semicon
<type> → void | int | string | char
<dectail> → semicon | <varlist> semicon | lparen <parameter> rparen <funtail>
<funtail> → <block> | semicon
<varlist> → comma ident <varlist> | ε
<parameter> → <type> ident <paralist> | ε
<paralist> → comma <type> ident <paralist> | ε
<block> → lbrac <subprogram> rbrac
<subprogram> → <locdec> <subprogram> | <statement><subprogram>
<locdec> → <type> ident <locdectail> semicon
<locdectail> → comma ident <locdectail> | assign <identail> <locdectail> | ε
<statement> → ident <identail> smicon | <whilestate> | <forstate>|
              | <ifstate> | <retstate> | semicon | break semicon
              | continue semicon | in >> ident semicon
              | out << <expr> semicon | <switchstate>
<whilestate> → while lparen <expr> rparen <block>
<forstate> → for lparen <forinit>
<forinit> → <locdec><forcondition> | ident <oneexpr> semicon <forcondition>
          | semicon <forcondition>
<forcondition> → <expr>semicon <forend> | semicon<forend>
<forend> → ident <oneexpr> rparen <block> | rparen<block>
<ifstate> → if lparen <expr> rparen <block> <ifend>
<ifend> → else <block> | ε
<switchstate> → switch lparen ident rparen lbrac <casestate>
<casestate> → case colon <block> <casestate> | default <block> | ε
<retstate> → return <returntail> semicon
<returntail> → <expr> | ε
<identail> → assign<expr> | lparen <realargs> rparen
<realargs> → <expr> <arglist> | ε
<arglist> → comma <expr> <arglist> | ε
<orexpr> → <expr><orexprtail>
<orexprtail> → <logic><expr> | ε
<logic> -> logic_and | logic_or
<expr> → <oneexpr> <exprtail>
<exprtail> → <compare> <expr> | ε
<compare> → gt | ge | lt | le| equ | nequ
<oneexpr> → <item> <itemtail>
<itemtail> → add <oneexpr> | sub <oneexpr> | ε
<item> → <factor> <factortail>
<factortail> → mult <item> | idiv <item> | ε
<factor> → ident <identail> | number | character | strings
         | lparen <expr> rparen
```

图 36　简化版 C 语言文法

这一文法包含了是 C 语言文法的一个真子集(保留字少数有差异)，实现了 C 语言的大部分逻辑框架和运算符，但复杂的数据结构暂时没有纳入其中，例如指针、结构体等都没有考虑，同时由于没有使用堆区内存，所有的变量都是预分配栈空间，因此没有动态类型。

(b). 逐产生式分析

- <program> → <dec><program> | ε

<program>是文法的开始符号(S)，从这里开始递归。<program>递推的结果可以是<dec><program>，也可以是空串，空串其实就是递归的出口，而这个产生式得到的是< dec >$^{+}$符号串；想想我们的 C 语言程序，是不是由一个个函数或者变量声明/定义组成的。如图 37 所示。

这里我们截取一段 C+的代码块，忽略及类型差异，能够看到这里的视角(view)就是变量和函数的声明/定义，每行代码形式如出一辙。

```
void foo();
string s;
int b;
extern int c = 0;
int fibnacci(int n);
int main(){}
```

图 37　程序分析起始状态

- <dec> → <type> ident <dectail> | semicon | extern <type> ident semicon

第二步推导<dec>能够推出的分支就比较多了，可以是类型打头的分支，这里上图中的代码块应该都属于这一分支；还可以是一个分号终结符(semicon)，表示空语句；也可以是 extern 打头的外部变量声明。

这里看程序就更细致了，第一步只是笼统地看待程序都是一系列的声明/定义语句，这里就要具体区分是外部声明语句还是一般的声明/定义语句还是空语句。这里具体选择哪一个分支，取决于读取的终结符是哪一个(红色)，根据读取到的符号判断进入哪一个分支，如图 38 所示。

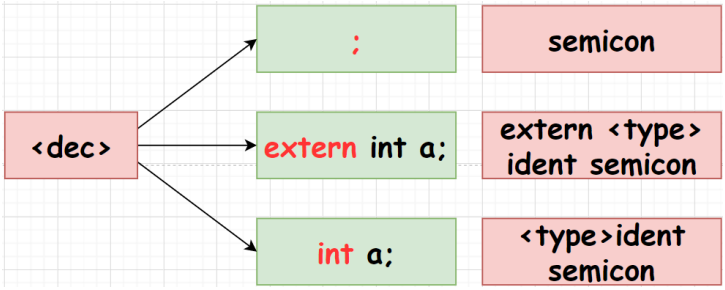


图 38　<dec>推导示例

- <type> → void | int | string | char

这是类型<type>的推断结果，后面都是终结符，这里其实就是判断不同的类型。

- <dectail> → semicon | <varlist> semicon | lparen <parameter> rparen

<funtail>

这里是在做进一步区分，当你已经匹配到 int foo 这样的串的时候，接下来你要判断，它是一个变量的声明，还是变量的定义，还是函数。这三个选择刚好对应<dectail>的三个推出式。如图 39 所示。

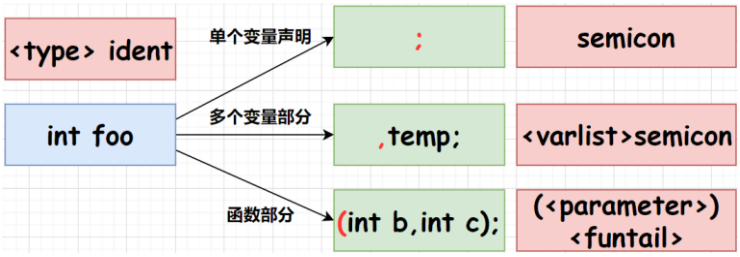


图 39　<dectail>推导示例

这里可以看到，绿色表示后续输入的代码(示例)，红色是候选的产生式(下同)，则目前这一步在确定是单个变量的声明；还是多个变量的声明；或者是函数的声明/定义。

- <funtail> → <block> | semicon

<funtail>实际是 39 图进入了第三个分支，这里其实在进一步区分是函数定义还是函数声明，如图 40 所示。

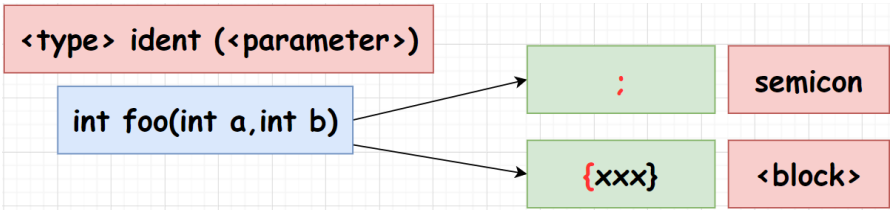


图 40　<funtail>推导示例

- <varlist> → comma ident <varlist> | ε

这是图 39 的第二个分支，进一步解析多变量定义。多个变量之间用逗号隔开，一旦遇到逗号就循环进入<varlist>进行解析，直到遇到分号，解析结束。这里其实是右递归的形式，由于我们是 LL(1)文法，因此不存在无限循环的情况。

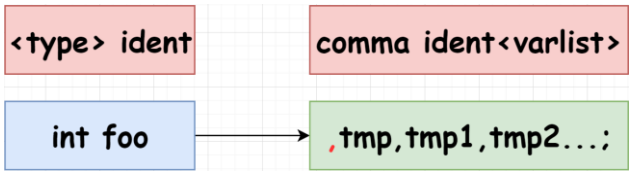


图 41　<varlist>推导示例

- <parameter> → <type> ident <patalist> | ε

这是图 39 第三个分支，此时说明这是一个函数，<parameter>是解析函数形参的符号，这里形参如果为空，会匹配到右括号，进入第一个分支；如果有参数，那么进入第二个分支，这里形参的解析和<varlist>是不是有些相似，都是右递归的解析方式，如图 42。

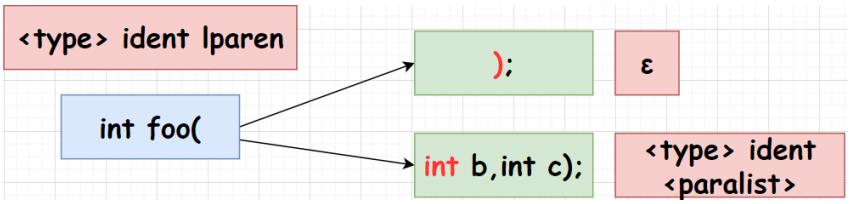


图 42　<parameter>推导示例

- < patalist > → comma <type> ident < patalist > | ε

  < patalist >推导是右递归的形式，如图 43 所示。

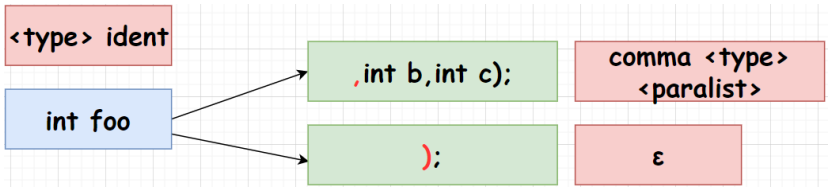


图 43　< patalist > 推导示例

- <block> → lbrac <subprogram> rbrac

  这里是解析代码块，也就是被{}包裹起来的部分，被包裹起来的部分是子程序，里面的变量都是局部变量，之前的变量和函数都是全局变量。

- <subprogram> → <locdec> <subprogram> | <statement> <subprogram>

  子程序可以被解析为两部分，一个是局部变量的声明/定义，对应于<locdec>；另一个是语句解析，对应于<statement>。这里有些抽象，可以往下继续看两部分的解析过程。

- <locdec> → <type> ident <locdectail> | ε

  这个产生式是不是有些熟悉，其实和全局变量的解析没有任何区别，只是因为 block 中不可以嵌套函数声明/定义，因此只能够对变量进行声明和解析！这里解析的变量都是局部变量。

- <locdectail> → <comma> ident <locdectail> | assign <identail> <locdectail> | ε

  这里与全局变量的声明略有不同，如图 44 所示，这里一共有三条分支，可以是单个变量定义，也可以是多个变量定义，还可以是定义的同时就赋值。这和全局变量有一些不同，全局变量的语法中不可以直接赋值，也不能定义完之后赋值，但局部变量可以。

  读者可以自行修改语法，使得语法分析器能够支持你想要的解析类型。

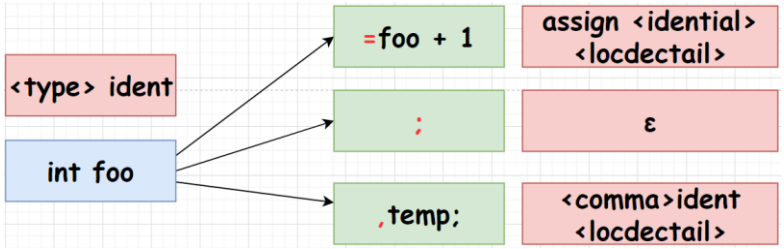


图 44　<locdectail>推导示例

- <statement> → ident <identail> semicon | <whilestate> | <forstate> | <ifstate> | <retstate> | semicon | break semicon | continue semicon | in >> <ident> semicon | out << <expr> semicon | <switchstate>

语句解析的内容有些长，但其实逻辑是一样的。如图 45 所示。这里分支较多，但每一个分支都是可能在块中出现的，例如局部变量的处理，各种逻辑语句(while,for,if-else,switch-case)，以及输入输出等。

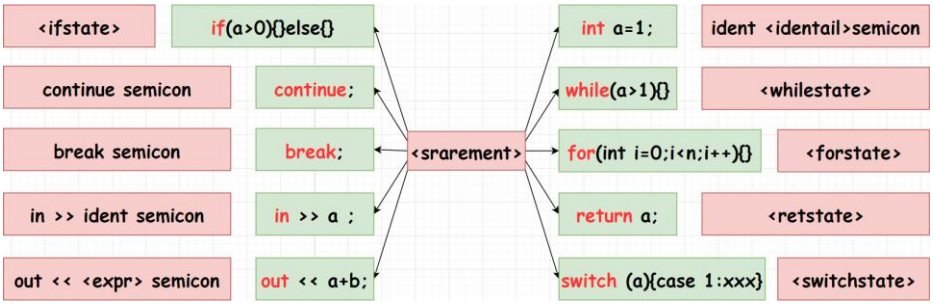


图 45　<statement> 推导示例

- <whilestate> → while lparen <expr> rparen <block>

这里没有多余的分支，对于一个 while 语句而言，它只能是条件和后面从属的块构成，这里其实看出程序有交叉，因为<block>本身也可以包含 while，即 while 中可以有更小的代码块<block>，这样就实现了这些条件语句的嵌套解析。

- <forstate> → for lparen <forinit>

这是 for 语句开始的部分，匹配到关键字后，再匹配一个终结符左括号，进入<forinit>分支。

- <forinit> → <locdec><forcondition> | <ident> <oneexpr> semicon <forcondition> | semicon <forcondition>

这里有三个分支，如图 46 所示。for 循环的初始化部分，既可以是定义一个变量，也可以是变量的赋值，或者为空。

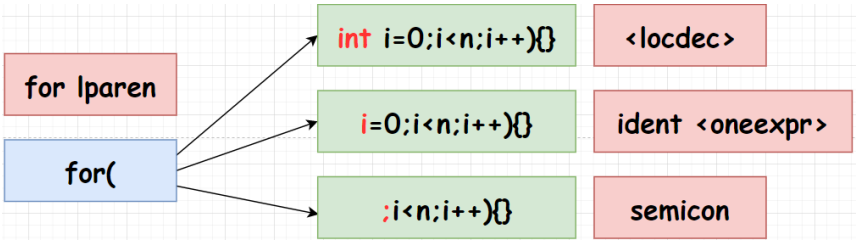


图 46　<forinit>推导示例

- <forcondition> → <expr> semicon <forend> | semicon <forend>

在 for 循环的条件部分，可以是一个条件表达式，也可以为空，如图 47 所示。

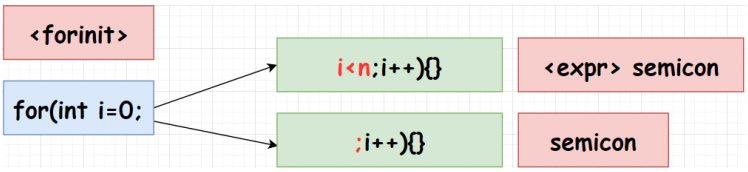


图 47　<forcondition> 推导示例

- <forend> → ident <oneexpr> rparen <block> | rparen <block>

最后是<forend>，同样，forend 可以是一条赋值运算语句也可以为空。这里 if-else 语句和 while 语句和 switch 语句是类似的，限于篇幅就不重复示例。

返回语句的推导也是类似的，可以返回空(void)，也可以返回一个表达式。

- <identail> → assign <expr> | lparen <realargs> rparen

<identail>也就是跟在 ident 后面的部分，可以是赋值语句，也可以是函数调用，如图 48 所示。

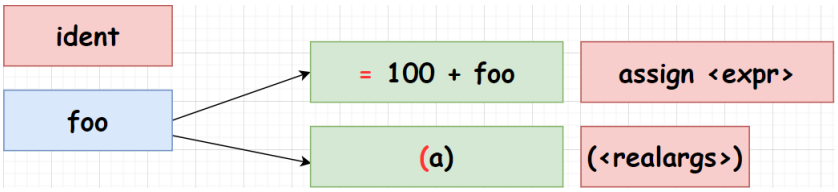


图 48　<idential>推导示例

- <realargs> → <expr> <arglist> | ε
- <arglist> → comma <expr> <arglist> | ε

把两个连起来看，这与<parameter>和< patalist>的推导示例如出一辙，一个是函数形参的推导，一个是函数调用的实参的推导，形参比实参其实只多了一个类型<type>。这样右递归的形式，解决了不同函数形参数量不同的问题；同时一些函数支持不定参数传参，例如经典的 printf 函数，<arglist>推导形式支持不定参数的传参。

- <orexpr> → <expr> <orexprtail>
- <orexprtail> → <logic> <expr> | ε

进入运算的阶段，首先是逻辑运算。这里<logic>可以推导出逻辑与(AND)和逻辑或(OR)，当然有些表达式本身没有逻辑运算，因此<orexprtail>可以推导出空串。

- <expr> → <oneexpr> <exprtail>
- <exprtail> → <cmp><expr> | ε

表达式<expr>的推导，被拆成了两部分，前一部分可以理解为简化版的四则运算，后一部分是运算结果的比较(可选)。同样的逻辑，有些表达式不存在运算结果比较，因此<exprtail>可以推导出空串。<cmp>可以推导出多种比较运算，例如大于、小于和不等于等等。

- <oneexpr> → <item> <itemtail>
- itemtail → add <oneexpr> | sub <oneexpr> | ε

进入算数运算阶段后，接下来是优先级较低的加减运算，同理，由于一个表达式可以没有加减运算，因此 itemtail 可以推导出空串。

- <item> → <factor><factortail>
- <factortail> → mult <item> | idiv <item> mod <item> | ε

之后是运算优先级较高的乘法/除法/模运算，同理，<factortail>可以推导出空串。以上四个部分的形式都很类似，事实上这些运算的优先级刚好是从高到低[10]；即在这样一个运算体系中，乘法一类的运算会被优先计算(括号除外)。这里我们没有添加 C 语言的位运算，位运算大多是二元运算，其形式与上述定义类似，优先级介于关系比较运算<cmp>和逻辑连接运算<logic>之间。

- <factor> → ident <identail> |number | character | strings
  | lparen <expr> rparen

最后是运算体系中最小的单元，一个因子<factor>，它可以是一个数字(包括字符和字符串)；也可以是一个变量；还可以是由括号包裹的表达式！这里便体现了表达式的递归思想，表达式本身可以推导出<factor>，但<factor>又可以包含更小的表达式。尽管是递归，但这是一个右递归，因此在 LL(1)文法中不会出现无限循环的情况。

这里我们没有添加一元运算符，它们的优先级低于括号，但高于乘法一类的运算符。

至此，文法部分我们就解决了，这里每一个非终结符(个别除外)在实际的代码中都对应着一个函数签名，函数调用结构与推导过程是一致的，在关注语法部分时，可以忽略错误处理和中间代码生成的部分。

2.3 语义分析(Semantic)

经过了词法检查，经过语法检查，程序是否就能够被正确编译呢？显然不是。例下面给出示例程序 p4。

```
.e.g.
// 示例程序 p4
void main(){
   1=1;
   int a = “hello world!”
   return 0
}
```

例如给常量赋值、赋值变量类型不统一、函数返回值不匹配还有函数形参和实参匹配问题等等，这些都是属于语义分析的部分，上述程序从语法上没有问题，但就像最开始那个小猫吃鱼的例子，通过文法 G，我们能够产生无数的句子，但有些句子是不符合语义的，例如“小鱼吃猫”。这里列举的几个错误类型是类似的道理，不是所有的句子都是有意义的，因此这里要对一些常见的错误类型进行

检查，减少程序运行时 crash 的可能性。

事实上，即便通过了语义检查，程序运行时依旧可能崩溃或者不能达到设计者预期的目标，常见的 IDE 基本都能对静态语义做很好的检查，在你编写程序时，及时给出提醒，让我们及时修改；即便这样，有时依旧会看到弹出 assertion 的窗体。因此编译器只能够最大限度地保证程序的正确性，但程序中一定有 bug 需要动态调试才能发现。

语义部分对应 Compiler 文件夹下 Semantic 文件，其中 VarRecord 是对任意变量的抽象，FunRecord 是对任意函数的抽象，最后还有一个 Table，用来存储全局符号，避免符号重定义/未定义等问题。

语义部分的检查伴随着中间代码的生成，即在产生中间代码之前进行检查。

2.4 汇编代码生成

(a). 概述

Compiler 的最后一步是汇编代码的生成，这里汇编代码其实就是中间代码，中间代码的好处在于起到桥梁的作用，就像数据库三级模式和两级映像，能够很好地屏蔽不同内模式的差异；这里汇编代码作为桥梁，能够在必要时，产生不同平台下的机器代码，从 C 语言程序员角度看，所编写的代码是一致的，最后运行的结果也是一致的，但实际的二进制文件是不一致的，屏蔽这些细节的桥梁是中间代码。理论上也可以一步到位，但直接从 C 语言翻译为机器指令有些费劲；汇编和指令基本是一一对应的关系，而 C 语言的一条语句基本对应 2~10 条左右的汇编；汇编比机器指令的可读性要高很多，这也方便我们调试一些 bug。

这里的汇编是 x86 汇编，并且也只用到基本的简单指令，用到的寄存器如表 6 所示。

表 6 汇编部分使用的寄存器

000	001	010	011	100	101	110	111
AL	CL	DL	BL	AH	CH	DH	BH
EAX	ECX	EDX	EBX	ESP	EBP	ESI	EDI

上述寄存器之所以是这个顺序，与它们的编号有关系(第一行)，这个编号和后面指令翻译也是相关的，因此我们也按照这一顺序表示。

汇编翻译时，主要用到 32 位寄存器，部分时候时 8 位寄存器，这里没有用到 16 位寄存器，理论上可以使用，但最后汇编代码翻译为机器码时，会比较复杂，IA-32 架构[11]对应的是 CISC[12](复杂指令计算机)，其指令集非常多，多到你难以想象，因此汇编中用到的是少部分指令集。

这里对应的代码是 Compiler 文件夹下的 Generator 类。这里有几个约定，其实是参考了 x86 的调用约定[13]。

- 函数的返回值保存在 EAX 寄存器中；在 x86 中，可能会因为字长关系，被保存在 AX/AL/EAX 中，这里我们统一为 32bit。

- 函数实参通过栈传递，从右至左依次入栈；
- 名字修饰，这里x86的cdecl约定要求编译后的函数名的前缀以下划线打头；由于后续的汇编器是属于开发的一部分，这里命名修饰我们并没有和x86保持一致。

命名修饰其实比较有趣，尤其是C++，和C的修饰差别很大，C++支持不同作用域下同名变量的存在，这给了程序员更多操作的空间，例如在for循环时，可以每次都int i= 0；这样的操作在C++中是合法的，因为这个i的作用域从属于这个for循环，程序员无需每次在程序的开头定义好全部的变量；但另外一方面，这对于编译器提出了更高的要求，对于不同作用域，以及不同命名空间中的同名变量，需要通过命名修饰，保证它们的唯一性。

如图49所示。在Generator类中有两个静态的变量，分别是buffer_flag和id。如果我们没有在使用前声明它们，编译器会报错，找不到符号。

仔细观察编译器具体给出的符号名不是简单的buffer_flag和id，而是有很多奇怪的字符如@、?连接在一起构成的，这其实就是编译器的命名修饰，具体修饰的规则因编译器不同而异，具体可以参考《程序员的自我修养》一书(86-91)。

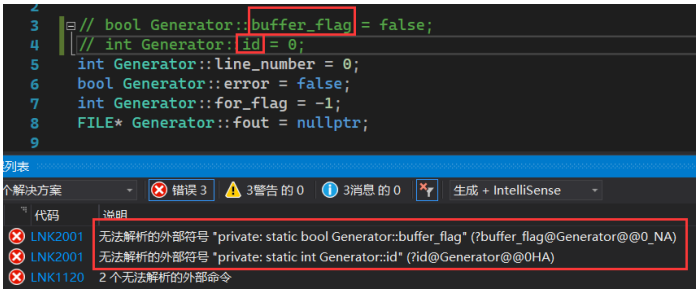


图49　C++符号修饰示例

我们对符号修饰的规则相对简单，在不同类型的符号前添加对应的前缀，例如变量前添加对应前缀，变量名后添加编号后缀进行修饰。支持即用即定义，但是不存在作用域的修饰，因此函数内的变量名不允许冲突，否则会编译失败；当然，既然不允许任何同名变量的存在，其实也可以不对变量名修饰，因为它们之间本身就没有冲突。

- 调用者负责清栈，即将栈中的实参弹出；同时调用者负责保护EAX寄存器。这一点与x86调用约定保持一致。

下面主要是汇编语句的翻译流程，首先是逻辑框架的翻译。

(b) if-else 语句汇编

这里汇编代码加粗，伪代码正常斜体(下同)。这里对于if-else语句，首先会根据条件产生条件代码，将最后条件运算的结果存入寄存器 eax 中，通过比较eax和0的值，判断执行if对应的block块(BLOCK 1)还是else对应的block块(BLOCK 2)，这里BlOCK 2是可选，因为else分支可以省略。如程序p5所示。

```
.e.g.
// if-else 条件语句示例程序 p5
IF_START:
Condition → eax
cmp eax,0
je IF_MIDDLE
BLCOK 1
jmp IF_END
IF_MIDDLE:
[BLOCK 2]
IF_END:
```

(c). for 循环语句汇编

for 循环的执行时，首先执行①，也就是初始化部分，紧接着是②，然后跳转到④执行，然后是③，之后又从②开始。如图 50 所示。

```
for(①init;②condition;③iter){
    xxx ④
}
```

图 50　for 循环代码四部分

其中①只会被执行一次，其它部分是循环，因此汇编代码结构如程序 p6。

```
.e.g.
// for 循环示例程序 p6
FOR_START:
[FOR_INIT]          ; for 循环初始化部分
FOR_LOOP:           ; for 条件判断部分
Condition → eax
cmp eax,0
je FOR_EXIT         ; for 循环退出部分
jmp FOR_BLOCK
FOR_ITER:
iter statement      ; for 循环迭代部分
jmp FOR_LOOP
FOR_BLOCK:
BLOCK               ; for 循环块
jmp FOR_ITER
FOR_EXIT:
```

这里之所以没有按照顺序产生汇编代码，而是大量使用跳转，是因为程序扫描的时候，是按照顺序扫描，即先扫描的 FOR_ITER 部分并不是先被执行的程序，因此需要使用跳转指令跳过这部分，之后再去执行。如果希望按照汇编顺序产生汇编代码，减少使用跳转指令，那么语法分析程序可能需要回溯，即先分析 BLCOCK 块中的代码，再分析 ITER 部分，两种方式或许各有利弊。

(d). whie 循环语句汇编

while 循环语句比 for 更简单，并且执行顺序与分析顺序基本一致。

```
.e.g.
// while 循环语句示例程序 p7
WHILE_LOOP:
Condition → eax
cmp eax,0
je WHILE_EXIT
BLCOK
jmp IF_WHILE_LOOP
WHILE_EXIT:
```

这里 while 语句没有太大难度，do-while 语句也是类似的，但在语法分析部分我们没有给出 do-while 的实现。

(e). switch-case 语句汇编

switch-case 语句和 if-else 语句从 C 语言的角度看，没有太大的区别，似乎 switch-case 是多个连续的 if-else，但是连续的 if-else 效率其实是很低的，试想有 100 个 case 标签，采用 if-else 语句的翻译模式，那么最坏的情况需要比较 100 次，时间复杂度是线性增长的，即$O(n)$。但在 C 语言中，switch-case 语句的 case 标签要求是数值类型常量，即在程序运行前，编译器其实就知道所有标签的分布情况，因此对于 case 标签较多时，gcc 会进行优化。优化的大致思路如下:

(1). case 标签数量较少，例如不多于 4 个。

对于这一类型，其实和连续的 if-else 没有太大的差异，因为标签本身较少，比较次数也不多，因此可以不做优化，采用 cmp 和 je 指令，将其翻译为连续比较语句即可。

(2) case 标签较少，多于 4 个，连续性较好，即最大值 max 和最小值 min 之差不大。

例如 case 标签的分布在 1-10 之间，缺失了 4，5，7，8。此时 gcc 会产生一个长度为 10 的跳转表，跳转表的每一项都是一个地址，如果存在对应的 case 标签，则跳转表这一项就填写对应 case 标签的地址，否则就填写 default 的默认跳转地址；这样一来，拿到一个变量a，判断它是否在大于 max 和小于区间标签的 min，如果落入这个区间，可以直接根据$a - min$作为数组的索引，立即跳转到对应的分支执行语句。执行时间可以看作常量，比连续 if-else 高不少。

(3)其它情况，例如 case 标签实在比较多，或者连续性很差，例如标签值为 1、100、5000 等。如果使用第二种方式，会造成内存大量浪费，这样换来时间上的节约是不值得的，因此 gcc 会采用对半搜索，将命中的时间复杂度控制在$O(\log(n))$。对半搜索其实就是构建一个二叉树，先对 case 标签排序，然后对半搜索即可。

在实际编程中，我们采用了(1)和(3)，即当 case 数量不多于 4 时，逐个比较，多于 4 个时，采用对半搜索。程序 p8 是 case 数目小于等于 4 时对应的汇编代码。

```
.e.g.
// switch-case 语句示例程序 p8
SWITCH_START:
jmp CASE_TEABLE
CASE_LAB1:    BLOCK 1
CASE_LAB2:    BLOCK 2
… …
CASE_LAB5:    BLOCK 5
DEFAULT_LAB:
[BLOCK_DEFAULT]
jmp SWTICH_END
SWITCH_END:
jmp CASE_TABLE_END
CASE_TABLE:
cmp eax,CASE_LABE1
je CASE_LAB1
… …
cmp eax,CASE_LAB5
je CASE_LAB5
jmp DEFAULT_LAB
CASE_TABLE_END:
```

当 case 标签较多时，此时需要产生对半搜索的代码。算法伪代码见示例程序 p9。只看黑体部分，其实就是一个递归对半搜索。

```
.e.g.
// switch-case 语句示例程序 p9
void Generator::GenerateCaseTable(int start,int end,int[] element) {
    // int jmp_id = start + ((end - start) >> 1);
    // if (start <= end) {
        // label CASE_LAB(jmp_id):
        // cmp eax, element[jmp_id]
        // je ..
        // gen = false;
        // if (jmp_id != start) jl ..
        // else gen = true
        // if (jmp_id != end) jg ..
        // else gen = true;
        // if(gen) jmp DEFAULT_END
        GenerateCaseTable(start, jmp_id - 1, element);
        GenerateCaseTable(jmp_id + 1, end, element);
    // }
    // else return;
}
```

3.汇编(Assemble)

汇编器的作用是对产生的汇编代码(.s 文件)进行分析，输出目标代码。汇编器同样会有词法、语法、语义和代码生成这几个部分，理论部分参考第二章的介绍。汇编器虽然也有这这个模块，但是相对要简化很多，首先汇编本身词法就不多，大部分都是保留字，尤其是各种寄存器和指令；其次汇编对应的语法也相对单一，基本以 mov eax,ecx 这类形式为主；再者，一条汇编语句对应着一条机器指令代码，不像 C 语言到汇编那样，对应关系较为复杂。

3.1 词法分析(Lexer Analyse)

汇编器的词法分析相对简单，基本是编译器词法分析的一个缩略版，大部分都是保留字，分析的符号很有限。如表 7 所示。

表 7 汇编词法表

Token	Value
ident(保留字)	global、_start、section、db、dd、dw、equ、times
ident	变量名
regs(寄存器)	al、cl、dl、bl、ah、ch、dh、bh eax、ecx、edx、ebx、esp、ebp、esi、edi
number(数字)	$(1-9)(0-9)^+$
指令(instruction)	add、sub、mov、cmp、and、or、lea call、int、mult、idiv neg、inc、dec、jmp je、jg、jl、jge、jle、jne、jna push、pop、ret
strings(字符串)	"(.*)" (.*代表任意字符；红色表示按字符识别，下同)
数值运算符	+、−
界符	,、[、]、:
注释	;

这里指令占据了大部分，这些指令都是很常见的汇编指令，其含义也通俗易懂，例如 JA(Jmp Above)、JE(Jmp Equal)等，前者表示大于跳转，后者表示等于跳转，其它的跳转指令是类似的助记含义。另外，一些跳转指令没有实现，例如 JZ，它其实和 JE 指令是一样的，因为 CMP 本身是将两个操作数相减，如果相等，Z 标自然也是 0，JZ 同样会跳转。其它没有用到的汇编指令这里就省略没有分析，程序会认为是非法指令，可以自行添加需要的实现的指令。

3.2 语法分析(Parser Analyse)

(a). 概述

由于在汇编代码产生部分，我们仅仅使用了少量的汇编指令，因此在汇编器的实现中，对应的词法分析会简短很多，比起 C 语言子集的文法 G，汇编的文法 G 短了不少。如图 51 所示。

```
<program> → ident<identail> <program>
            |<instruction> <program> | section ident <program>
            | global ident <program>
<idtail> → times number <basetail> | <basetail> | equ number | colon
<basetail> → <type_len> <values>
<type_len> → db | dw | dd
<value> → <type> <valuetail>
<type> → number | string | ident
<valuetail> → comma <type> <valuetail> | ε
<instruction> → mov <opr> comma <opr>
              | add <opr> comma <opr>  | ...
              | call <opr> ...
              | ret
<opr> → number | <reg> | <memo> | ident
<reg> → al | cl | dl | bl | .... | eax | ecx | ... | edi
<memo> → lbrac <addr> rbrac
<addr> → number | ident | <reg><regaddr>
<regaddr> → <offset><regaddrtail> | ε
<offset>  → add | sub
<regaddrtail> → number | <reg>
```

图 51　汇编文法

(b). 逐产生式分析

- <program> → ident<identail><program> | <instruction> <program> | section ident <program> | global ident <program>

文法开始符号 S 为<program>，这是一个典型的右递归，分支示意图如图 52 所示。这里一共分为 4 个分支，分别是段名、指令、标号名以及全局符号。根据读入的终结符，可以判断程序进入哪一个分支。

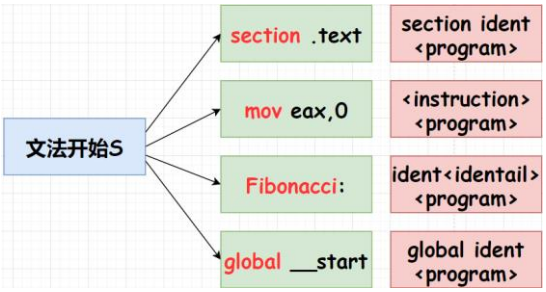


图 52　<program>推导示例

- <idtail> → times number <basetail> | <basetail> | equ number | colon

这里是图 52 的第 3 个分支，当读入了一个标识符 ident 后，后面会进一步区分不同的分支。如图 53 所示。

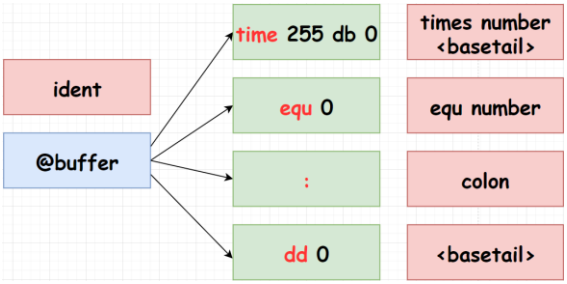


图 53　<idtail> 推导示例

- <basetail> → <type_len> <values>

<basetail> 会进一步定义符号的字长和类型。其中<type_len>包括三种字长，db、dw 和 dd。分别是 1、2 和 4 字节。

- <values> → <type> <valuetail>
- <valuetail> → comma <type> <valuetail> | ε

这里类似于连续符号定义的文法，通过逗号分割，由于定义的数量是不定长，因此是右递归形式。<type>包括了立即数、字符串或者是标识符。

- <instruction> → mov <opr> comma <opr> ... | ...
  | call <opr> ... | ...
  | ret

接下来指令集，指令主要分为三类，二元操作符，以 mov 为代表；一元操作符，以 call 为代表，最后是零元操作符，只有一个，就是 ret。这里<opr>是操作数，操作数可以是一个寄存器，可以是一个内存单元，包括立即寻址、偏移寻址、寄存器寻址等。

- <opr> → number | <reg> | <memory> | ident

这里操作数可以有 4 中类型，根据不同类型的终结符选择不同的分支。示例如图 54 所示。这里只是举一个 mov 的例子，虽然 mov 1234,eax 这个例子的语义是非法的，但它符合这个文法；与之前提到的语义检查道理一样，在文法分析阶段，并不检查语义的正确性。

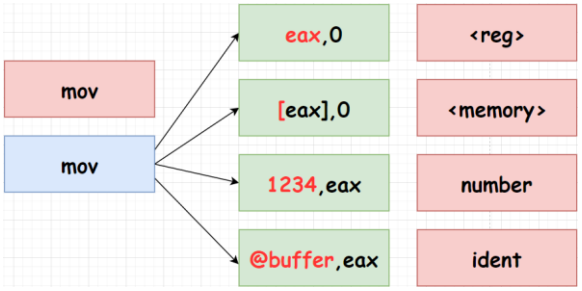


图 54 <opr> 推导示例

其中<reg>是各种寄存器，这里一共是 8 + 8，16 种。分别是 8 bit 寄存器 8 种和 32 bit 寄存器 8 种。<memory>是内存，访问内存用一对[]括起来，这里也分为几种访问的方式，如下所示:

- <memory> → lbrac <addr> rbrac
- <addr> → number | ident | <reg><regaddr>

这里分支如图 55 所示，注意有两个分支都是以寄存器<reg>开头，它们在这里无法区分，因此会进一步进入到<regaddr>进行进一步推导。这其实是内存访问的几种方式，寄存器寻址，立即数寻址(标识符本质也是一个立即数)以及偏移寻址。这里识别不了[1234 + eax]这种模式，也就是说这个文法要求寄存器必须写在前面，否则认为是非法的文法，读者也可以自行修改文法，使得文法分析器

支持这一文法。

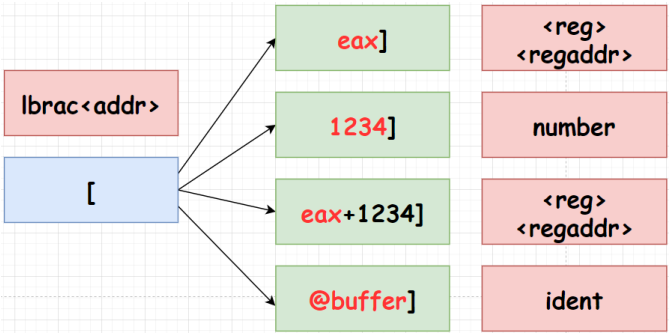


图 55　<memory>推导示例

- <regaddr> → <offset> <regaddrtail> | ε
- <offset> → add | sub
- <regaddrtail> → number | reg

这里其实就是在进一步区分图 55 里第 1 个和第 3 个分支。它们对应不同的偏移寻址模式。

至此，我们的汇编器文法部分就介绍完了。

3.3 语义分析(Semantic Analyse)

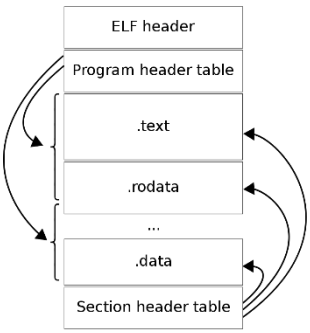
语义部分的检查内容较少，这里只简单检查了二元操作数的类型，例如要求第一个操作数不能是立即数；两个操作数不能都是内存。

3.4 目标代码生成

3.4.1 ELF 格式

这里的目标代码是 x86-elf 格式的代码。这里首先要简单了解 ELF 文件的格式[14]。ELF 的全称是 Excutable and Linkable Format，这是 Unix 的标准二进制文件格式。在 Windows 下标准可执行文件格式是 PE 格式。

如右图所示，ELF 文件包括了 ELF 的头部和数据部分组成。数据部分包括程序头表(Program Header Table)和段头表(Section Header Table)。这两个表其实是看 ELF 的视图不同，前者是装载器(Loader)视角，即把多个属性相似的 section 看作一个部分，因为要装载进内存，分配相应的地址；后者是链接器(Linker)看待程序的视角，链接器需要合并不同二进制程序的相同的节。



ELF 文件的具体结构其实可以去头文件 elf.h 中阅读，有非常详细的注释。

程序头一共 52 Bytes，包括的信息很丰富，在 linux 下使用 readelf 命令查看一个二进制文件格式。如图 56 所示。

这里包括了幻数、一些版本信息以及程序的入口点，拥有的 section 数量，每个 section 的大小等等，这些信息都被记录在了 ELF 头中。

```
djh@djh-virtual-machine:~/Desktop/tinyC$ readelf -a a.out
ELF Header:
  Magic:   7f 45 4c 46 01 01 01 00 00 00 00 00 00 00 00 00
  Class:                             ELF32
  Data:                              2's complement, little endian
  Version:                           1 (current)
  OS/ABI:                            UNIX - System V
  ABI Version:                       0
  Type:                              EXEC (Executable file)
  Machine:                           Intel 80386
  Version:                           0x1
  Entry point address:               0x80402e2
  Start of program headers:          52 (bytes into file)
  Start of section headers:          1095 (bytes into file)
  Flags:                             0x0
  Size of this header:               52 (bytes)
  Size of program headers:           32 (bytes)
  Number of program headers:         3
  Size of section headers:           40 (bytes)
  Number of section headers:         7
  Section header string table index: 4
```

图 56　ELF 文件头

ELF 拥有的 section 种类其实非常多，甚至你可以自己创建想要的 section，但在实际实现中，我们没有使用动态链接、延迟绑定这样的技术，因此许多 section 就不需要了，产生得到的 ELF 文件只包含了最基本的 section，下面就对这些 section 进行简单描述，首先还是看看每个 Section Header 部分，这是描述每个 section 的一个部分，它的大小是固定的，ELF 文件的最后有一个节头表，其中的每一项就是 Section Header，大小是 40 Bytes。如表 8 所示。这里 section 的翻译既可以是段，也可以是节，一般 section 被翻译为节，segment 被翻译为段，在没有歧义时，可以混用。

表 8 Section Header 内容

类型/字节	名字	含义
ELF32_Word/4	sh_name	section name,其 index 在字符串表中的偏移
ELF32_Word/4	sh_type	sectiond 类型，比如是字符串段还是符号段等
ELF32_Word/4	sh_flag	section 属性值，可写/可执行/可占内存等
ELF32_Addr/4	sh_addr	section 地址(address)
ELF32_Off/4	sh_offset	section 相对文件头的偏移(offset)
ELF32_Word/4	sh_size	section 的大小(size)
ELF32_Word/4	sh_link	一般为 SHN_UNDEF/,SYM_TAB 等需要特殊考虑
ELF32_Word/4	sh_info	一般为 0,SYM_TAB 等需要特殊考虑
ELF32_Word/4	sh_addralign	section 地址对齐约束
ELF32_Word/4	sh_entsize	如果节包含固定大小的对象，例如符号表，sh_entsize 记录每个对象的大小;否则取 0

回到图 56，上面显示 Section Header 是 40 Bytes，表 8 中一共有 10 项，每一项都是 4 个字节刚好 40 个字节。这里我们用到了几个节如表 9 所示。其它常见的节部分与动态链接有关，这里就不展开了。

有一些段相对比较好理解，例如代码段(.text)和数据段(.data)，在汇编文件中也比较明显，.bss 段存放未初始化的变量，但.bss 不占文件空间，在内存中一般会被初始化为 0。其它几个段相对陌生一点，下面会简单说明。

表 9　代码生成中涉及的 section

节名称	sh_type	sh_flag	备注
.text	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC+ SHF_EXECINSTR	代码段，可占内存/可执行
.symtab	SHT_SYMTAB	SHF_ALLOC/0	这个节包含了符号表
.strtab	SHT_STRTAB	SHF_ALLOC/0	字符串表，存储文件中字符串信息
.shstrtab	SHT_STRTAB		存储节名称的字符串表
.relname	SHT_REL	SHF_ALLOC/0	重定位表.rel.text/.rel.data
.data	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC+ SHF_WRITE	数据段，存储初始化了的数据
.bss	SHT_NOBITS	SHF_ALLOC+ SHF_WRITE	不占用文件空间，内存中初始化为 0

- **.strtab(字符串表)/.shstrtab(段表字符串表)**

ELF 文件中一般会用到很多字符串，例如符号名、段名等，它们长度通常不固定，因此字符串表把它们全部放在一起，用 0 分割，这样只要给出起始偏移，就能读取相应的字符串内容。这两个段都是存储字符串的，但不同之处在于，一般的字符串表存储一般的字符串，而段表字符串表存储的都是段名(section name)。

对于 section name 而言，这个偏移量会被存储在 sh_name 域中。这样的做法也相对节约空间，没有额外空间浪费。并且如果有相同后缀的字符串，还可以考虑压缩存储，进一步节约空间。

在图 56 中的最后一个字段，e_shstrndx(Section header string table index)，也就是段表字符串表(.shstrtab)在**段表**(Section Header Table)中的下标。这样的好处是，当读取 ELF 文件头时，就可以得到段表和段表字符串表，从而进一步分析整个 ELF 文件。

- **.symtab(符号表)**

符号表的结构是整齐统一的，它是一个大数组，数组的每个元素都有固定的结构，即 ELF32_Sym，如表 10 所示。

表 10　ELF32_Sym 结构

类型/字节	名字	含义
ELF32_Word/4	sh_name	section name,其 index 在字符串表中的偏移
ELF32_Addr/4	sh_value	符号对应的值
ELF32_Word/4	sh_size	符号大小(size),即符号占用的字节数
u_char/1	sh_info	符号类型即绑定信息
u_char/1	sh_other	0
ELF32_Half/2	sh_shndx	符号所在段,对应段表中的下标

(1) sh_info:低 4 位标识符号的类型，即这个符号是函数(FUNC)，还是段(SECTION)，还是变量(OBJECT)等情况；高 4 位表示符号绑定的信息(LOCAL/GLOBAL/WEAK)，这个符号是全局还是局部还是弱符号。

(2) sh_shndx:表示符号所在段对应段表中的下标(index)，例如这个符号在.text 段，那么 sh_shndx 的值是.text 段在段表(Section Header Table)中的下标。比较特殊的情况是，这个符号是外部引用符号，不在此文件中，这一值会被设置位 UDEF。例如对于一个 hello-world 程序，使用了 printf 函数输出，使用 gcc 只编译，不链接，最后观察符号表，printf 这个符号的 sh_shndx 就是 SHN_UDEF；还有一些其它特殊情况，这里就不列举了。

(3) sh_value:符号的值，一般而言，如果这个符号是函数或者变量，那么这个值就是地址，这个地址是该符号在段内的相对偏移量。

- **.relname(重定位表)**

汇编产生的代码本身是可重定位文件，因为它们还没有被正式链接。为什么需要重定位，因为没有正式分配地址之前，一些符号的地址不能确定，需要交给链接器进行地址修正。因此重定位表会记录哪些符号需要重定位，重定位表和符号表有相似之处，它的每个元素都是一个对象，这个类型是 ELF32_Rel，8 个字节，如表 11 所示。

表 11　ELF32_Rel 结构

类型/字节	名字	含义
ELF32_Addr/4	r_offset	入口地址偏移
ELF32_Word/4	r_info	低 8 位表示重定位类型 高 24 位表示重定位符号在符号表中的下标

这里其实涉及了两种重定位类型，一种是绝对地址修正(R_386_32)，另外一种是相对地址修正(R_386_PC32)。

3.4.2 IA-32 指令集

IA-32 指令集其实比较复杂，文档很长，但这里涉及到的指令其实比较少。如何阅读 i386 指令系统，可以参考 NJU 的一份文档[15]。简言之，整个指令主要由以下几个部分组成。如图 57 所示。

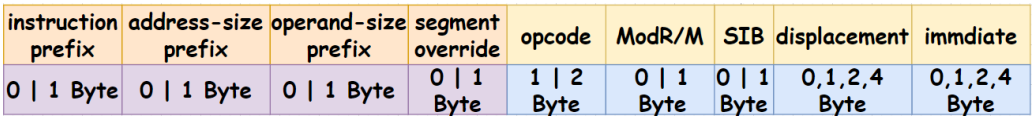


图 57　指令构成

尽管指令很复杂，但是这里我们只用到了少量指令，所以前缀部分(橘色)可以忽略，只需要看淡黄色部分的结构即可。

第一个部分 opcode 是指令的基本编码，长度为 1-2 个字节，这个域是唯一不可以缺省的，其它部分都可能没有。

后面的两个域分别是 MOR/M 和 SIB，其结构如图 58 所示。这两个部分的长度为 1 个字节(或者为 0)，这一个字节又被拆成了三个部分。它们的含义后续会介绍。

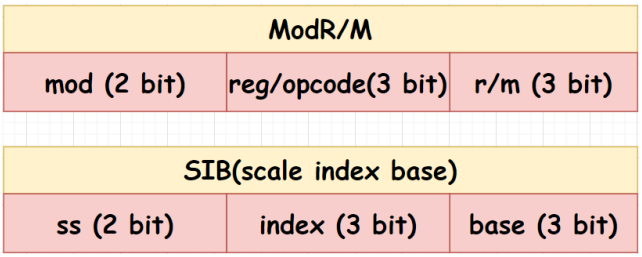


图 58　ModR/M 和 SIB 结构

以 ADD 指令为例，通过目录索引到 ADD 指令，可以看到，一条简单的 ADD 指令，对应很多种情况。如图 59 所示。我们只关注了 8 bit 和 32 bit 这两种情况，其它也是类似的。

ADD—Add

Opcode	Instruction	Op/ En	64-bit Mode	Compat/ Leg Mode	Description
04 *ib*	ADD AL, *imm8*	I	Valid	Valid	Add *imm8* to AL.
05 *iw*	ADD AX, *imm16*	I	Valid	Valid	Add *imm16* to AX.
05 *id*	ADD EAX, *imm32*	I	Valid	Valid	Add *imm32* to EAX.
REX.W + 05 *id*	ADD RAX, *imm32*	I	Valid	N.E.	Add *imm32 sign-extended to 64-bits* to RAX.
80 /0 *ib*	ADD *r/m8, imm8*	MI	Valid	Valid	Add *imm8* to *r/m8*.
REX + 80 /0 *ib*	ADD *r/m8**, *imm8*	MI	Valid	N.E.	Add *sign*-extended *imm8* to *r/m64*.
81 /0 *iw*	ADD *r/m16, imm16*	MI	Valid	Valid	Add *imm16* to *r/m16*.
81 /0 *id*	ADD *r/m32, imm32*	MI	Valid	Valid	Add *imm32* to *r/m32*.
REX.W + 81 /0 *id*	ADD *r/m64, imm32*	MI	Valid	N.E.	Add *imm32 sign-extended to 64-bits* to *r/m64*.
83 /0 *ib*	ADD *r/m16, imm8*	MI	Valid	Valid	Add *sign*-extended *imm8* to *r/m16*.
83 /0 *ib*	ADD *r/m32, imm8*	MI	Valid	Valid	Add *sign*-extended *imm8* to *r/m32*.
REX.W + 83 /0 *ib*	ADD *r/m64, imm8*	MI	Valid	N.E.	Add *sign*-extended *imm8* to *r/m64*.
00 /r	ADD *r/m8, r8*	MR	Valid	Valid	Add *r8* to *r/m8*.
REX + 00 /r	ADD *r/m8**, *r8**	MR	Valid	N.E.	Add *r8* to *r/m8*.
01 /r	ADD *r/m16, r16*	MR	Valid	Valid	Add *r16* to *r/m16*.
01 /r	ADD *r/m32, r32*	MR	Valid	Valid	Add r32 to *r/m32*.
REX.W + 01 /r	ADD *r/m64, r64*	MR	Valid	N.E.	Add r64 to *r/m64*.
02 /r	ADD *r8, r/m8*	RM	Valid	Valid	Add *r/m8* to *r8*.
REX + 02 /r	ADD *r8**, *r/m8**	RM	Valid	N.E.	Add *r/m8* to *r8*.
03 /r	ADD *r16, r/m16*	RM	Valid	Valid	Add *r/m16* to *r16*.
03 /r	ADD *r32, r/m32*	RM	Valid	Valid	Add *r/m32* to *r32*.
REX.W + 03 /r	ADD *r64, r/m64*	RM	Valid	N.E.	Add *r/m64* to *r64*.

图 59　IA-32 ADD 指令

第一列是 Opcode，如果后面有/r 表示 Opcode 后面会使用 ModR/M 域，并且 ModR/M 的 reg/opcode 域被解析为通用寄存器的编码。reg/opcode 的长度是 3 bit，因此最多表示 8 个寄存器，在不同位(8/32)情况下，使用的寄存器刚好也是 8 个，如表 12 所示(其实就是表 6)。

表 12　汇编部分使用的寄存器

000	001	010	011	100	101	110	111
AL	CL	DL	BL	AH	CH	DH	BH
EAX	ECX	EDX	EBX	ESP	EBP	ESI	EDI

如果 Opcode 后跟着/ib、/id 一类的表示 8 bit 和 32 bit 通用寄存器的编码，但是和第一种情况不同，这个值并不是写在 ModR/M 的 reg/opcode 域，而是直接加在 Opcode 中，即 Opcode+=寄存器编码。

如果 Opcode 后面跟着/0，表示会使用 ModR/M 字节，并且 ModR/M 字节的 reg/opcode 域扩展 Opcode 的一部分，取值为 0。/digit 同理，这里不仅仅可以是 0，还可以是其它数字(0-7)。

第二列是指令类型，imm32 表示 32 bit 的立即数；imm8 同理，表示 8 bit 立即数；r/m 表示寄存器或者内存；r 表示寄存器。r/m 表示寄存器还是内存，需要由 ModR/M 的 mod 域区分，当 mod=3 时，表示寄存器，其余取值表示不同类型的内存访问。具体是一张很大的表，参考指令集文档。

特别地，当 r/m 域为 4 时，后面会使用 SIB 部分，SIB 主要解决存在比例因子缩放的指令，例如 2 * EAX + ECX 这样的情况。

SIB 寻址描述为 Base + index * 2^scale。这里同样有一张大表，参考指令集文档吧。当 index = 4 时，index 实际取 0，此时相当于基址寻址(仅 Base 有效)；当 Base=5 时，不使用任何基址寄存器，此时只用变址寻址(仅 index 和 scale 有效)。实际编程中，没有使用到 scale，这里只需要处理[ESI + EDI]这样的指令即可。

4.链接(Linker)

链接的本质是合并多个目标文件的相同的 section，并修正哪些需要被重定位的符号。一开始会构建两个集合，一个是全局符号集合，即那些可以被导出的符号，这些符号可能会被外部文件引用，另外一个集合是没有被解析的符号。通过对比两个集合的元素，在全局符号集合中查找没有被解析的符号，如果能够找到，这个符号对应的地址被修正，然后标记为定义的状态。如果最后的所有未定义符号都能够被正确解析，那么可以链接成功，否则应该给出找不到某符号的错误。

Reference

[1] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E6%AD%A3%E5%88%99%E8%A1%A8%E8%BE%BE%E5%BC%8F

[2] https://www.runoob.com/regexp/regexp-syntax.html

[3] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E7%A1%AE%E5%AE%9A%E6%9C%89%E9%99%90%E7%8A%B6%E6%80%81%E8%87%AA%E5%8A%A8%E6%9C%BA

[4] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E9%9D%9E%E7%A1%AE%E5%AE%9A%E6%9C%89%E9%99%90%E7%8A%B6%E6%80%81%E8%87%AA%E5%8A%A8%E6%9C%BA

[5] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E5%85%8B%E8%8E%B1%E5%B0%BC%E6%98%9F%E5%8F%B7
[6] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E5%B9%82%E9%9B%86%E6%9E%84%E9%80%A0
[7] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E7%AC%9B%E5%8D%A1%E5%84%BF%E7%A7%AF
[8] https://zh.wikipedia.org/wiki/%E4%B9%94%E5%A7%86%E6%96%AF%E5%9F%BA%E8%B0%B1%E7%B3%BB
[9] https://en.wikipedia.org/wiki/Dangling_else
[10] https://en.wikipedia.org/wiki/Operators_in_C_and_C%2B%2B
[11] https://en.wikipedia.org/wiki/IA-32
[12] https://en.wikipedia.org/wiki/Complex_instruction_set_computer
[13] https://en.wikipedia.org/wiki/X86_calling_conventions
[14] https://en.wikipedia.org/wiki/Executable_and_Linkable_Format
[15] https://nju-projectn.github.io/ics-pa-gitbook/ics2017/i386-intro.html
[16] https://www.icourse163.org/course/HIT-1002123007?from=searchPage (哈工大 陈鄞)
[17] 程序员自我修养——链接、装载与库
[18] 编译原理
[19] 自己动手构造编译系统
[20] 自制编程语言
[21] 自制编译器