第七章 源程序的中间形式

7.1 波兰表示

7.2 N－元表示

7.3 抽象机代码

7.4 其它形式的中间代码

7.1 波兰表示

一般编译程序都生成中间代码，然后再生成目标代码。主要优点是可移植（与具体目标程序无关），且易于目标代码优化。

中间代码有多种形式:

(逆)波兰表示、N－元表示、抽象机代码、LLVM IR ……

波兰表示

算术表达式: F * 3.1416 * R * (H + R)

转换成如波兰表示: F 3.1416 * R * H R + *

由中缀表达式翻译为波兰表示算法很容易实现——可以构造一个类似于算符优先分析法的算法，设立一个操作符栈。

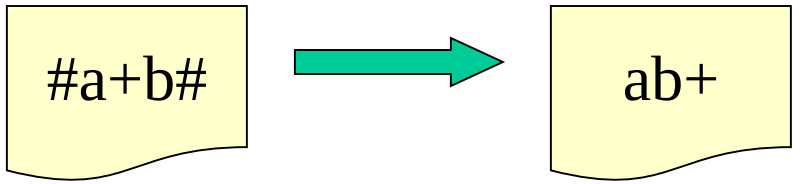
当读到操作数时，就立即输出该操作数；当遇到操作符时，则要与栈顶操作符比较优先级，若栈顶操作符优先级高于栈外，则输出该栈顶操作符；反之，则栈外操作符入栈。

对于赋值语句，则需规定赋值符号的优先级低于其它操作符，所以：

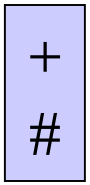
赋值语句的波兰表示　A := F * 3.1416 * R * (H + R)

A F 3.1416 * R * H R + * :=

由中缀表达式翻译为波兰表示算法很容易实现——可以构造一个类似于算符优先分析法的算法，设立一个操作符栈。



操作符栈



#优先级最低

算法：

设一个操作符栈；当读到操作数时，立即输出该操作数，当扫描到操作符时，与栈顶操作符比较优先级，若栈顶操作符优先级高于栈外，则输出该栈顶操作符；反之，则栈外操作符入栈。

转换算法

波兰表示

算术表达式: F * 3.1416 * R * (H + R)

操作符栈		输入	输出
		F * 3.1416 * R * (H + R)	
		* 3.1416 * R * (H + R)	F
*		3.1416 * R * (H + R)	F
*	>	* R * (H + R)	F 3.1416
*		R * (H + R)	F 3.1416 *
*	>	* (H + R)	F 3.1416 * R
*	< ·	(H + R)	F 3.1416 * R *
*(		H + R)	F 3.1416 * R *
*(	< ·	+ R)	F 3.1416 * R * H
*(+		R)	F 3.1416 * R * H
*(+	>	)	F 3.1416 * R * HR
*(		)	F 3.1416 * R * HR +
			F 3.1416 * R * HR + *

波兰表示: F3.1416 * R * HR + *

波兰表示法的优点：

1. 在不使用括号的情况下可以无二义地说明算术表达式。
2. 波兰表示法更容易转换成机器的汇编语言或机器语言。

   操作数出现在紧靠操作符的左边，而操作符在波兰表示中的顺序即为进行计算的顺序。
3. 波兰表示不仅能用来作为算术表达式的中间代码形式，而且也能作为其它语言结构的中间代码形式。

if 语句的波兰表示

有如下 if 语句：if <expr> then $<stmt_1>$ else $<stmt_2>$

波兰表示为：$<expr>$ $<label_1>$BZ$<stmt_1>$ $<label_2>$BR$<stmt_2>$

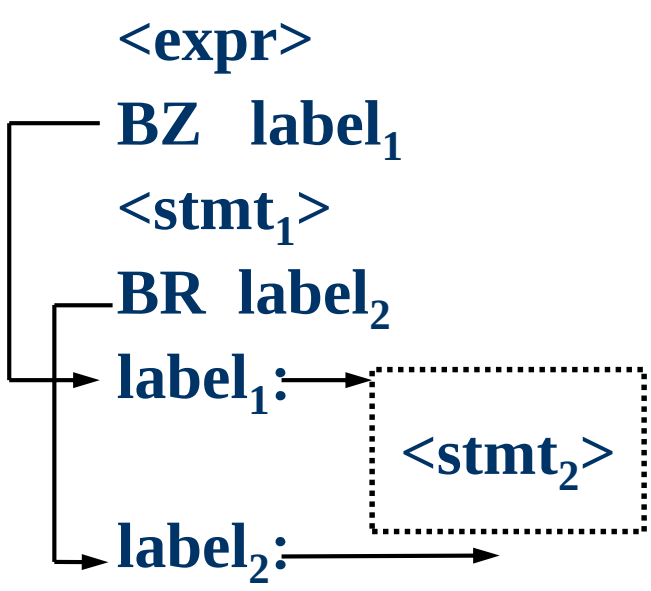
$label_1$ 指向 $<label_1>$ 处；$label_2$ 指向 $<label_2>$ 处

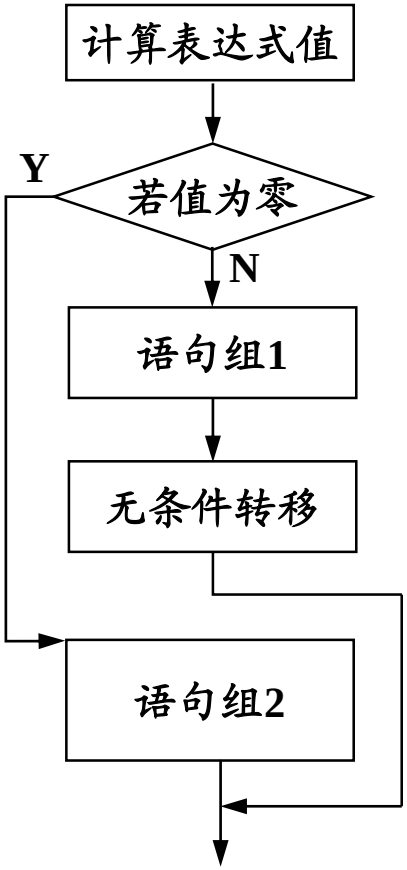
BZ: 二目操作符，如果<expr>的计算结果为0 (false)，则产生一个$<label_1>$的转移，而$label_1$是$<stmt_2>$的头一个符号。

BR: 一目操作符，它产生一个$< label_2>$的转移，而$<label_2>$是一个紧跟在$<stmt_2>$后面的符号（即 if 语句后的第一个语句的头一个符号）。

波兰表示为： <expr> <$label_1$>BZ<$stmt_1$> <$label_2$>BR<$stmt_2$>

由 if 语句的波兰表示可生成如下的目标程序框架：



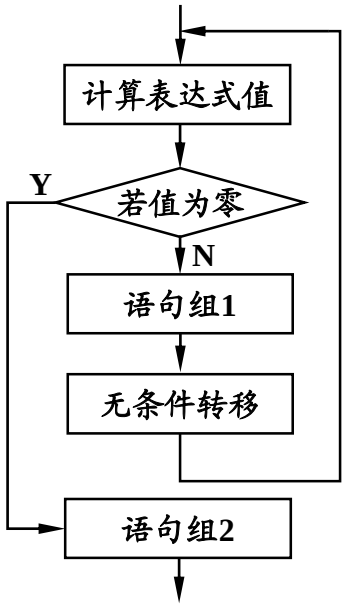


其它语言结构也很容易将其翻译成波兰表示，但使用波兰表示优化不是十分方便。

中间代码生成实例——拉链与回填技术

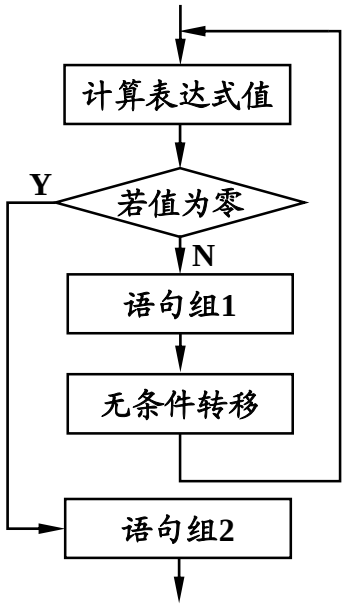
```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin   k := k – 1;   goto L;   end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```



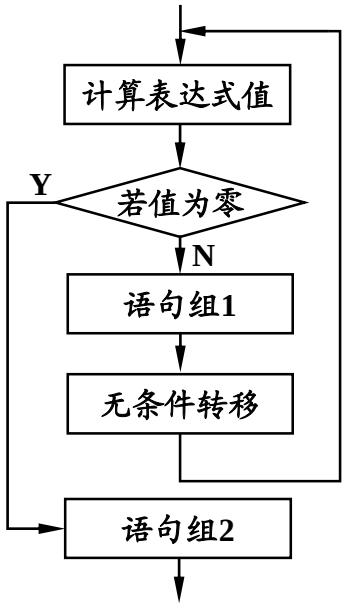
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```



1	2	3													
k	100	:=													

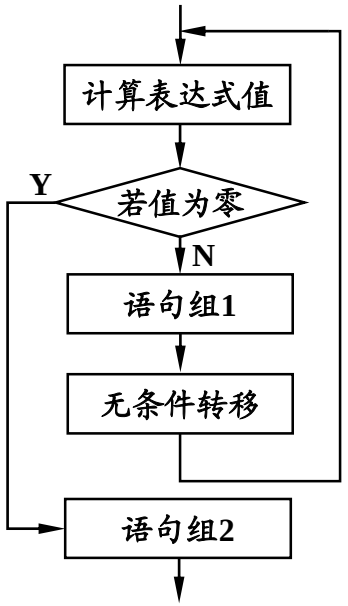
```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```



L标号

1	2	3	4	5	6	7	8								
k	100	:=	k	i	j	+	>								

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

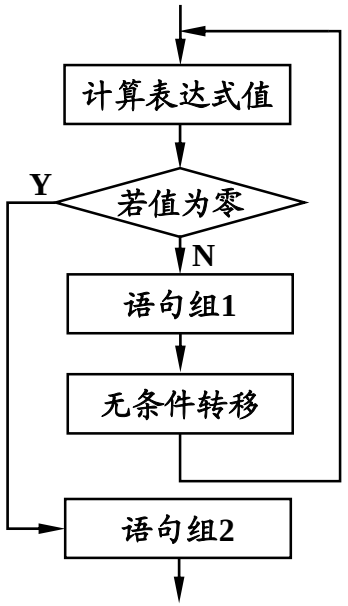


L标号

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10						
k	100	:=	k	i	j	+	>	?	JEZ						

1abel1

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

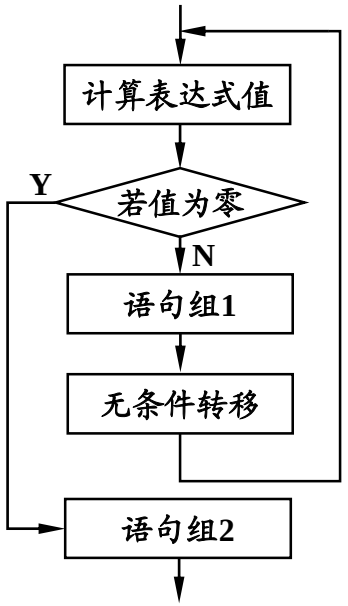


L标号

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10						
k	100	:=	k	i	j	+	>	0	JEZ						

无法确定的地址先填入0。
一旦地址确定“回填”之!

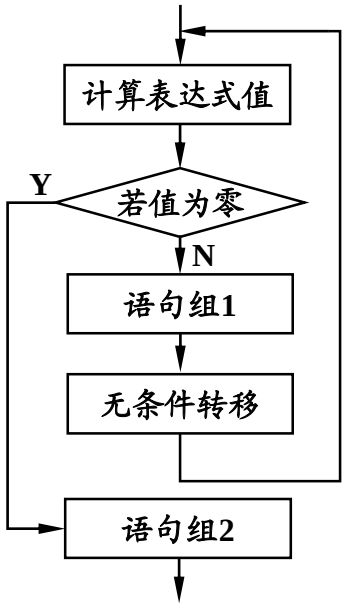
```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```



L标号

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	
k	100	:=	k	i	j	+	>	0	JEZ	k	k	1	-	:=	

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

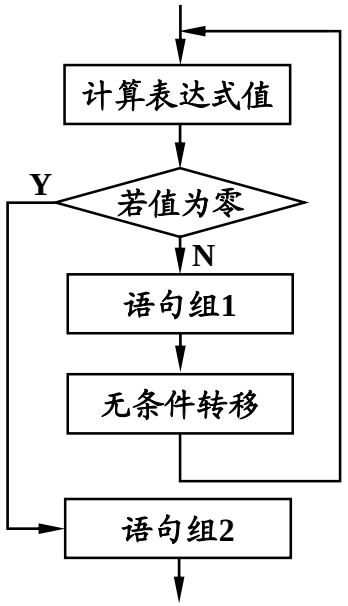


L标号

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
k	100	:=	k	i	j	+	>	0	JEZ	k	k	1	-	:=	4

17															
J															

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

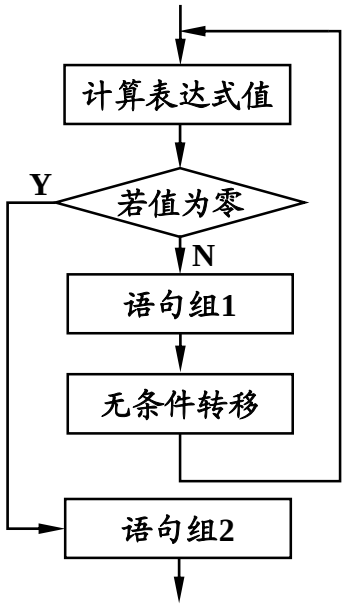


1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
k	100	:=	k	i	j	+	>	0	JEZ	k	k	1	-	:=	4

17	18	19													
J	?	J													

1abel2

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

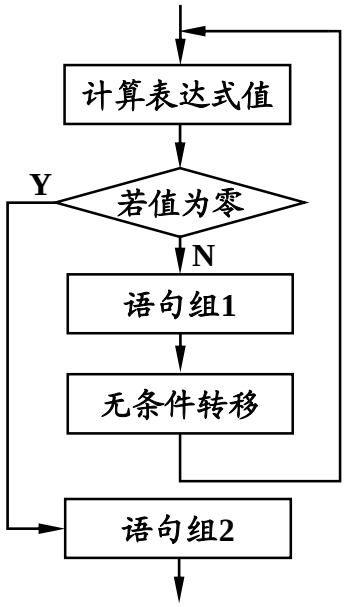


1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
k	100	:=	k	i	j	+	>	20	JEZ	k	k	1	-	:=	4

17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28				
J	0	J	k	i	2	^	j	2	^	-	:=				

label1

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```

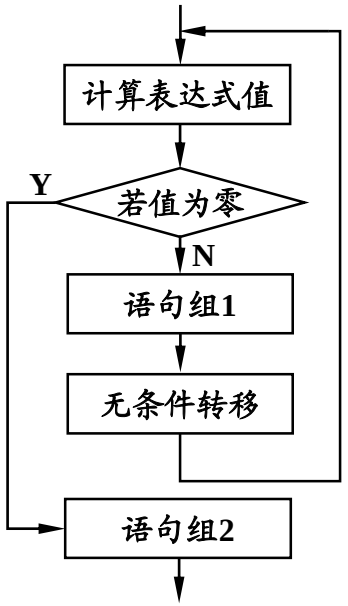


1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
k	100	:=	k	i	j	+	>	20	JEZ	k	k	1	-	:=	4

17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31	32
J	29	J	k	i	2	^	j	2	^	-	:=	i	0	:=	…

label2

```
begin
    k := 100;
L: if  k > i + j then
        begin k := k – 1; goto L; end
    else k := i ^ 2 – j ^ 2;
    i:= 0;
end
```



1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
k	100	:=	k	i	j	+	>	20	JEZ	k	k	1	-	:=	4

17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30	31	32
J	29	J	k	i	2	^	j	2	^	-	:=	i	0	:=	…

该中间代码程序有死代码!

7.2 N－元表示

在该表示中，每条指令由 n 个域所组成，通常第一个域表示操作符，其余为操作数。

常用的 n 元表示是：　三元式　四元式

三元式

操作符	左操作数	右操作数

表达式的三元式：

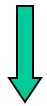
w * x + (y + z)

(1) * , w , x
(2) + , y , z
(3) + , (1) , (2)

第三个三元式中的操作数(1) (2)表示第(1)和第(2)条三元式的计算结果。

条件语句的三元式:

```
If  x > y  then
    z := x;
else   z := y + 1;
```



z := y + 1

(1) – , x , y
(2) BMZ , (1) , (5)
(3) := , Z , X
(4) BR , , (7)
(5) + , Y , 1
(6) := , Z , (5)
(7) :
:

其中:

BMZ: 是二元操作符，测试第二个域的值。若≤0，则按第3个域的地址转移，若为正值则该指令作废。

BR: 一元操作符，按第3个域作无条件转移。

使用三元式也不便于代码优化，因为优化要删除一些三元式，或对某些三元式的位置要进行变更，由于三元式的结果（表示为编号），可以是某个三元式的操作数，随着三元式位置的变更也将作相应的修改，很费事！

间接三元式：

为了便于在三元式上作优化处理，可使用间接三元式。

例: A := B + C * D / E

F := C * D

用直接三元式表示为:

(1)	*,	C,	D
(2)	/,	(1),	E
(3)	+,	B,	(2)
(4)	:=,	A,	(3)
(5)	*,	C,	D
(6)	:=,	F,	(5)

优化

(1)	*,	C,	D
(2)	/,	(1),	E
(3)	+,	B,	(2)
(4)	:=,	A,	(3)
(5)	:=,	F,	(1)

用间接三元式表示为:

操作	三元式			
1. (1)	(1)	*,	C,	D
2. (2)	(2)	/,	(1),	E
3. (3)	(3)	+,	B,	(2)
4. (4)	(4)	:=,	A,	(3)
5. (1)	(5)	:=,	F,	(1)
6. (5)				

将执行顺序和三元式编号分离

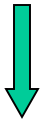
三元式的执行次序用另一张表表示，这样在优化时（三元式位置的变更实际是执行顺序的变化），三元式可以不变，而仅仅改变其执行顺序表。

四元式表示

操作符	操作数1	操作数2	结果

结果：通常是编译时分配的临时变量，可由编译程序分配一个寄存器或主存单元。

例：(A + B) * (C + D) - E



+, A, B, T1
+, C, D, T2
*, T1, T2, T3
–, T3, E, T4

其中T1～T4为临时变量。
用四元式优化比较方便

7.3 抽象机代码

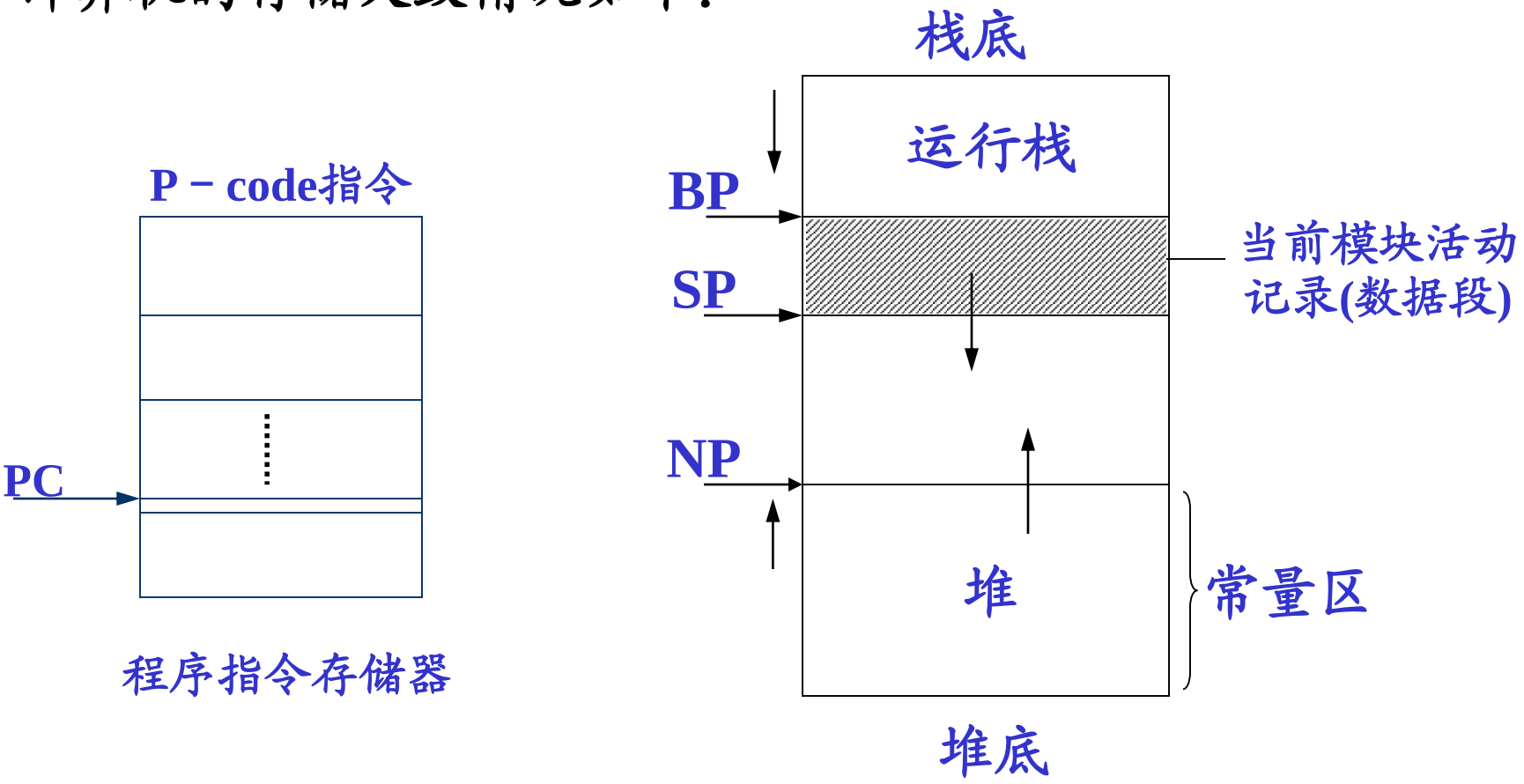
许多Pascal编译系统生成的中间代码是一种称为P－code的抽象代码。P－code的“P”即“Pseudo”。

既然是“抽象机”，就是表示它并不是实际的物理目标机器而通常是虚拟的一台“堆栈计算机”。该堆栈式计算机主要由若干寄存器、一个保存程序指令的储存器和一个堆栈式数据及操作存储组成。

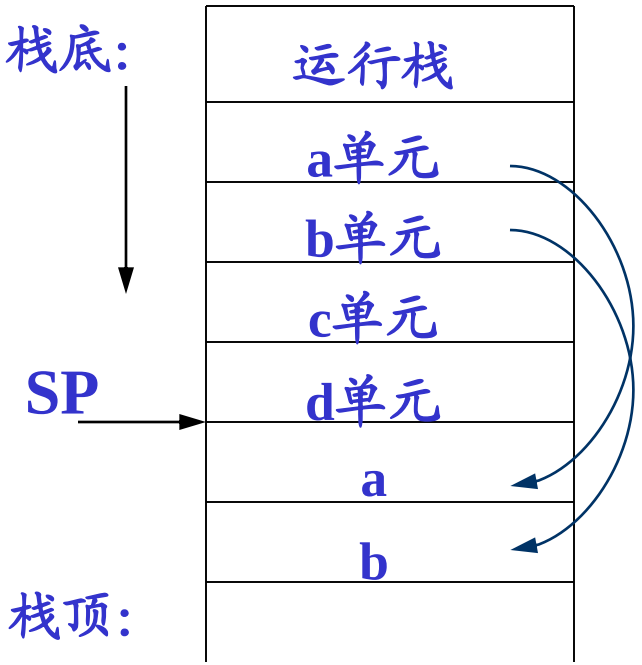
寄存器有：

1. PC —— 程序计数器。
2. NP —— New指针，指向“堆”的顶部。“堆”用来存放由NEW生成的动态数据。
3. SP —— 运行栈指针，存放所有可按源程序的数据声明直接寻址的数据。
4. BP ——基地址指针，即指向当前活动记录的起始位置指针。
5. 其他（如MP—栈标志指针，EP—极限栈指针等）

计算机的存储大致情况如下：



运行P– code的抽象机没有专门的运算器或累加器，所有的运算（操作）都在运行栈的栈顶进行，如要进行d := (a + b) * c的运算，生成P– code序列为：



取a	LOD a
取b	LOD b
+	ADD
取c	LOD c
*	MUL
送d	STO d

P－code实际上是波兰表示形式的中间代码。

编译程序生成P – code指令程序后，我们可以用一个解释执行程序（interpreter）来解释执行P – code，当然也可以把P – code再变成某一机器的目标代码。

显然，生成抽象机P – code的编译程序是很容易移植的。

7.4 其它形式的中间代码

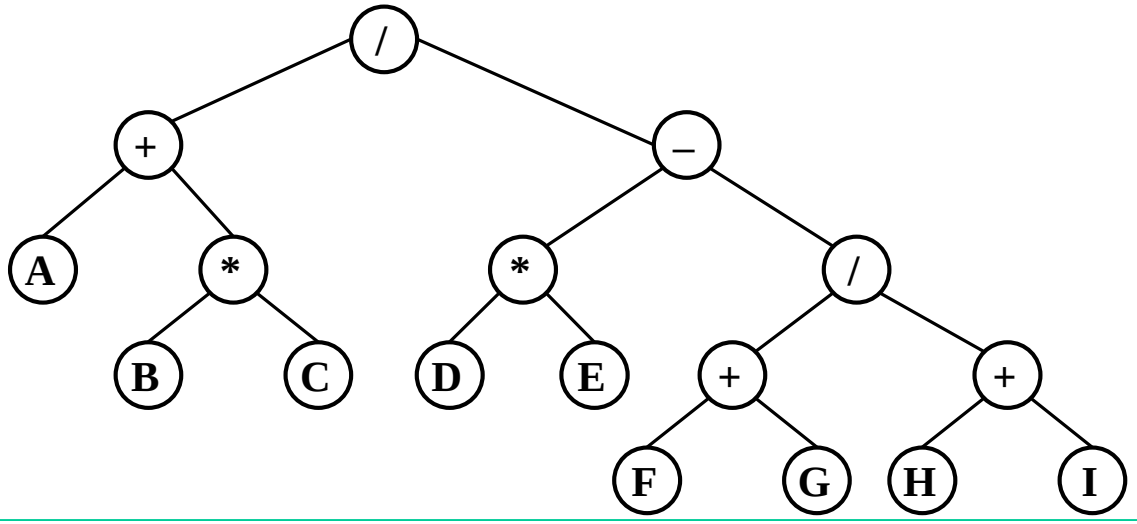
中间代码的二叉数表示

- 抽象语法树（AST: Abstract Syntax Tree）

  用树型图的方式表示中间代码;

  操作数出现在叶节点上，操作符出现在中间结点。

例如: (A + B*C)/(D*E − (F + G)/(H + I))



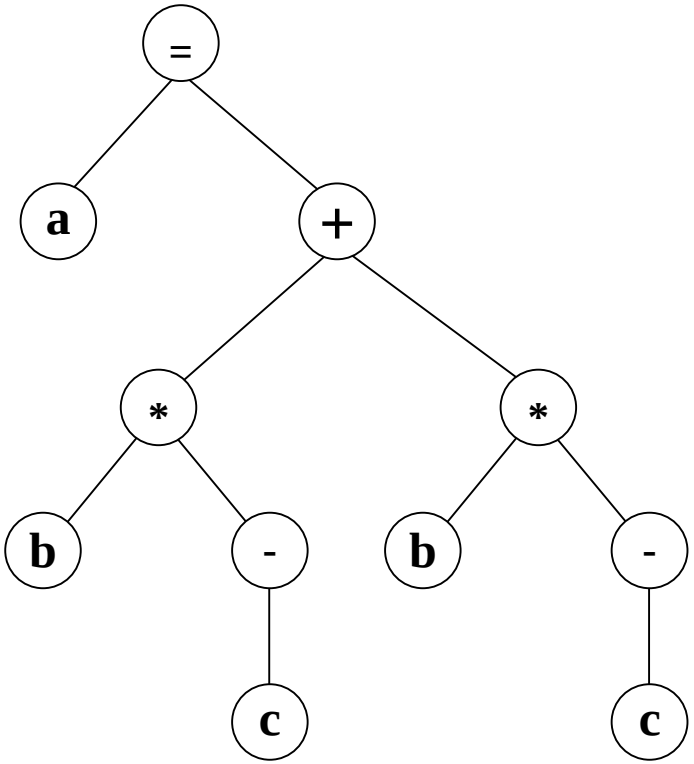
中间代码的图表示

- DAG图（Directed Acyclic Graphs 有向无环图）
  —语法树的一种归约表达方式

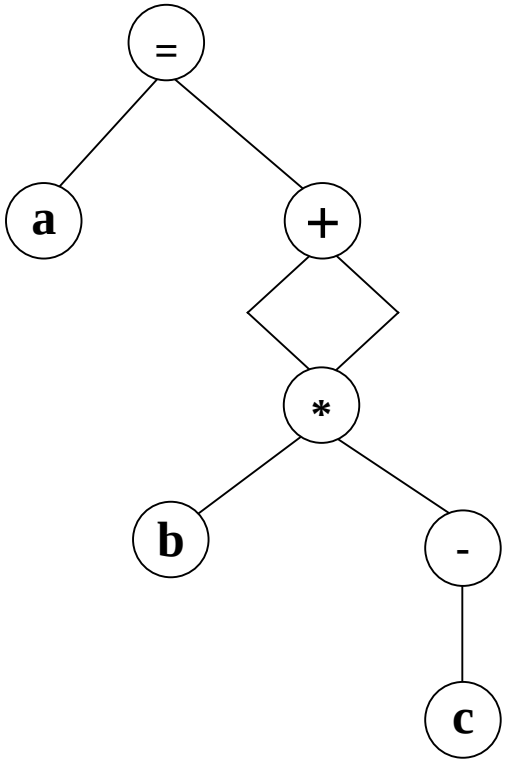
1. 图的叶节点由变量名或常量所标记。对于那些在基本块内先引用再赋值的变量，可以采用变量名加下标0的方式命名其初值。
2. 图的中间节点由中间代码的操作符所标记，代表着基本块中一条或多条中间代码。
3. 基本块中变量的最终计算结果，都对应着图中的一个节点；具有初值的变量，其初值和最终值可以分别对应不同的节点。

中间代码的图表示

- 例如赋值语句：a=b*(-c) + b*(-c)的DAG图



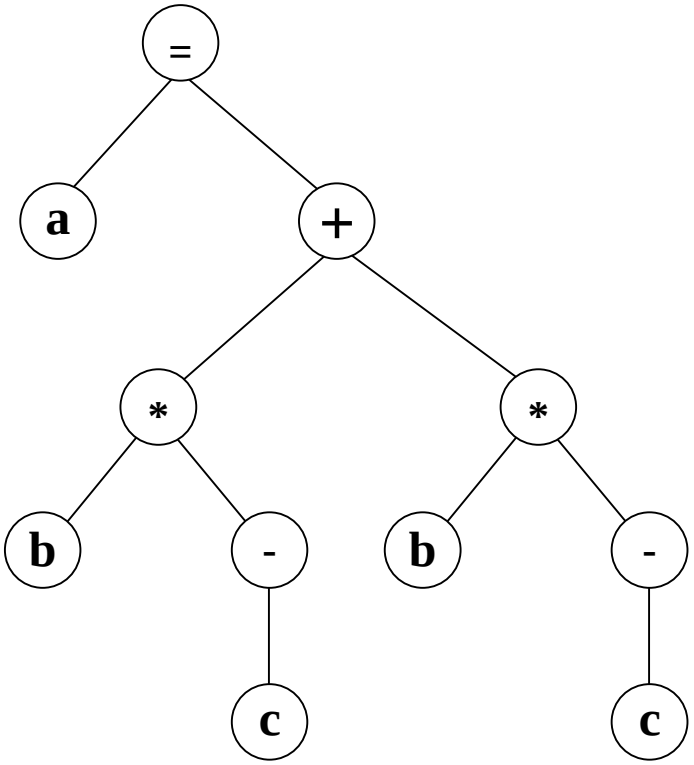
语法树



DAG图

三地址码与语法树的对应关系

- 赋值语句：a=b*(-c) + b*(-c)



语法树

t1 := - c

t2 := b * t1

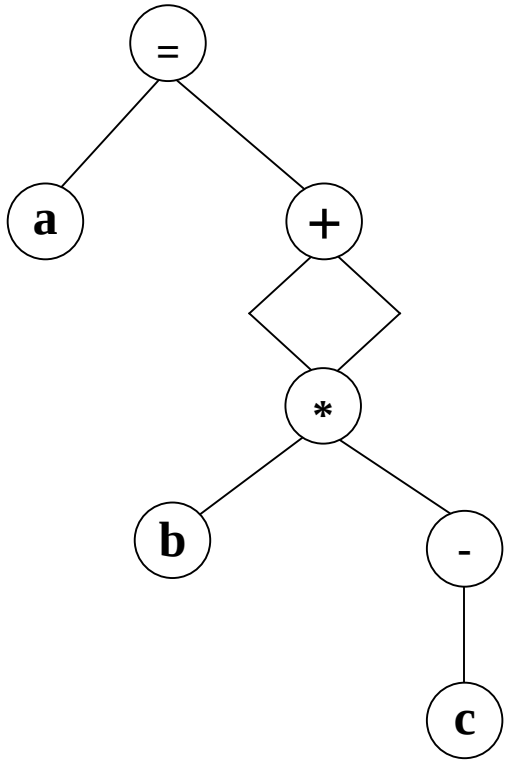
t3 := - c

t4 := b * t3

t5 := t2 + t4

a := t5

三地址码与DAG图的对应关系



DAG图

t1 := - c

t2 := b * t1

t3 := - c

*t4 := b * t3*

t5 := t2 + t2 *(t4)*

a := t5

一种特殊的四元式表达方式：SSA

Single Static Assignment form(SSA form)静态单一赋值形式的 IR 主要特征是每个变量只赋值一次。

SSA的优点： 1）可以简化很多优化的过程；

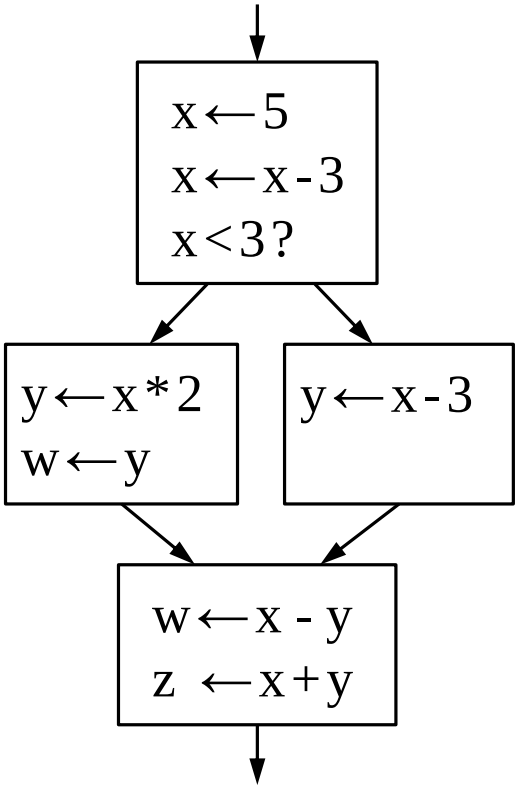
2）可以获得更好的优化结果。

```
y := 1
...
y := 2
x := y + z
```

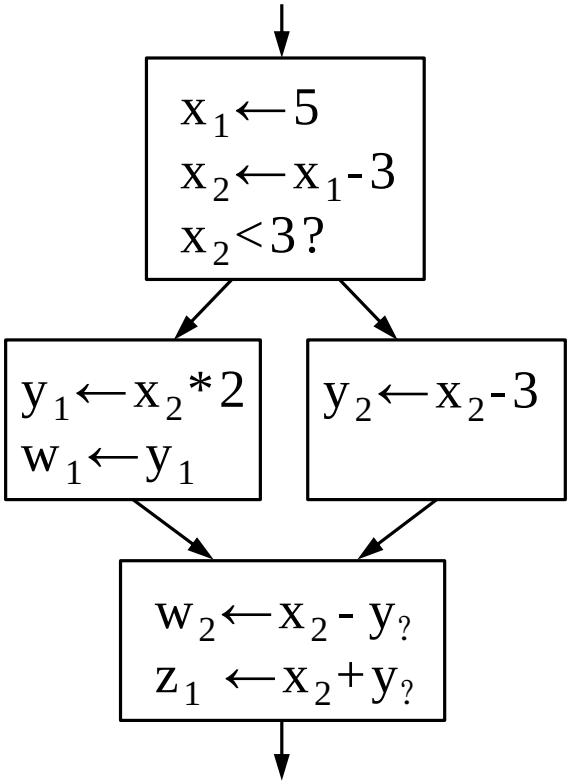
```
y1 := 1
...
y2 := 2
x := y2 + z
```

例，很容易分析出y1是可以优化掉的变量

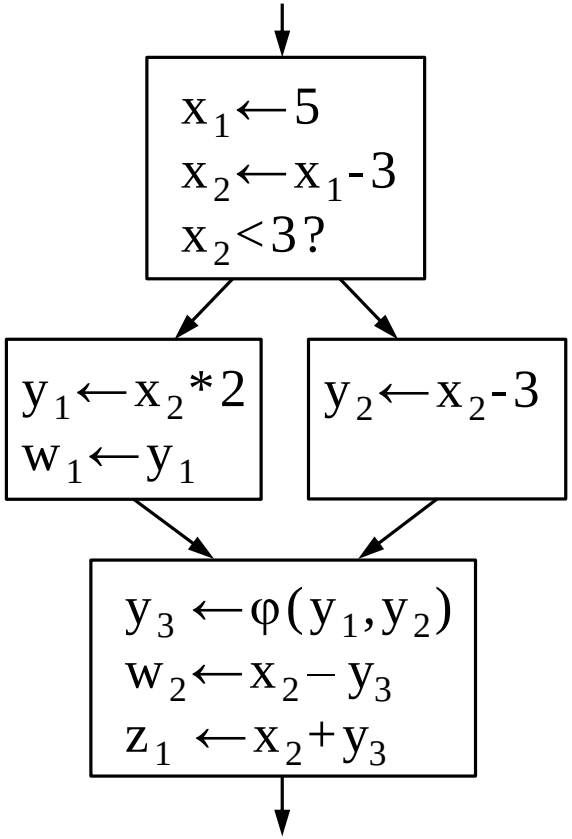
SSA可以从普通的四元式转化而来。如何转化？



原四元式和流图



转换SSA过程中...



加入Φ节点

SSA的关键问题——如何加入Φ节点？

Φ节点的参数应包括所有可能到达其位置的同一个变量的所有定义：$x_{n+1}= \Phi(x_1, x_2, x_3, \ldots, x_n)$。

在某个分支汇聚点，如果有同一个变量的多个定义点可能到达，就需要在此处增加相应的Φ节点，汇聚所有可能到达的定义，将其转化为新的定义。

作业：P144　1，2，3，4