《编译原理与技术》
中间代码生成 II

计算机科学与技术学院
李 诚

26/11/2018

通知

中国科学技术大学 University of Science and Technology of China

- 实验课每周增加一次:
  - 周二晚上7-9:30
  - 电三楼408-410 小教室
- 期中考试查卷子
  - 时间安排：周三晚上19：00 – 21：30
  - 地点：东校区高性能计算中心402

主要内容

- ❑中间语言(Intermediate Representation)
  - ❖后缀表达式、图表示、三地址码、静态单赋值
- ❑中间代码生成
  - ❖声明语句(更新符号表)
  - ❖表达式、赋值语句(产生临时变量、查询符号表)
  - ❖布尔表达式、控制流语句(标号/回填、短路计算)

❑知识要点

- ❖分配临时变量，存储表达式计算的中间结果
- ❖数组元素的地址计算
- ❖类型转换

赋值语句的翻译

❑主要任务

- ❖复杂的表达式 => 多条计算指令组成的序列
- ❖分配临时变量保存中间结果
- ❖id：查符号表获得其存储的场所
- ❖数组元素：元素地址计算
  - ➢符号表中保存数组的基址和用于地址计算的常量表达式的值
  - ➢数组元素在中间代码指令中表示为“基址[偏移]”
- ❖可以进行一些语义检查
  - ➢类型检查、变量未定义/重复定义/未初始化
- ❖类型转换：因为目标机器的运算指令是区分类型的

❑赋值语句文法

$$S \rightarrow \textbf{id} := E \qquad E \rightarrow E_1 + E_2 \mid -E_1 \mid (E_1) \mid \textbf{id}$$

❑语义动作用到的函数

- ❖获取id的地址和存放E结果的场所
  - ➢*lookup(id.lexeme);*如果不存在，返回*nil*
- ❖产生临时变量
  - ➢*newTemp();*
- ❖输出翻译后的指令
  - ➢*Emit(addr, op, arg1, arg2)*：三地址码

❑属性：*E.place* 符号表条目的地址

赋值语句的中间代码生成

中国科学技术大学 University of Science and Technology of China

$S \rightarrow \text{id} := E$ $\{p = lookup(\text{id}.lexeme);$

if p != nil then

$emit\ (p, \text{'='}, E.place)$

else $error$ }

$E \rightarrow E_1 + E_2$

$\{E.place = newTemp();$

$emit\ (E.place, \text{'='}, E_1.place, \text{'+'}, E_2.place)\ \}$

赋值语句的中间代码生成

中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

$E \to -E_1$ {$E.place = newTemp()$;
$emit\ (E.place$, '=', 'uminus', $E_1.place)$ }

$E \to (E_1)$ {$E.place = E_1.place$ }

$E \to$ id {$p = lookup$(id.$lexeme$);
if p != nil then
$E.place = p$
else $error$ }

举例：赋值语句翻译

❑a := -b*c+d的翻译

A
a := E.place=t_3
E.place=t_2 + E.place=d
E.place=t_1 * E.place=c d
- E.place=b c
b

TAC:

1) t_1 := - b

2) t_2 := t_1 * c

3) t_3 := t_2 + d

4) a := t_3

先构造语法树

数组元素的翻译

❑数组类型的声明

e.g. Pascal的数组声明，

A : array[$low_1..high_1,\ldots,low_n..high_n$] of integer ;

数组元素：A[i , j, k,…] 或 A[i][j][k]…

（下界）$low_1 \le i \le high_1$ （上界） , …

e.g. C的数组声明，

int A [100][100][100];

数组元素：A[i][30][40] $0 \le i \le (100-1)$

数组元素的翻译

❑翻译的主要任务

- ❖输出(Emit)地址计算的指令
- ❖ “基址[偏移]”相关的中间指令：t =b[o]，b[o]=t

❑一维数组A的第*i*个元素的地址计算

$$base + (i - low) \times w$$

base: 整个数组的基地址

low: 下标的下界

w: 每个数组元素的宽度

数组元素的地址计算

❑一维数组A的第i个元素的地址计算

$$base + (i - low) \times w$$

$base$: 整个数组的基地址

low: 下标的下界

w: 每个数组元素的宽度

可以变换成

$$i \times w + (base - low \times w)$$

$low \times w$**是常量，编译时计算，减少了运行时计算**

数组元素的地址计算

❑二维数组

A: array[1..2, 1..3] of T

❖列为主

A[1, 1], A[2, 1], A[1, 2], A[2, 2], A[1, 3], A[2, 3]

❖ 行为主

A[1, 1], A[1, 2], A[1, 3], A[2, 1], A[2, 2], A[2, 3]

数组元素的地址计算

❑二维数组

A: array[1..2, 1..3] of T

i_2 ↓

A[1,1]	A[1,2]	…
A[2,1]	A[2,2]	…
…	…	…

i_1 →

❖列为主

A[1, 1], A[2, 1], A[1, 2], A[2, 2], A[1, 3], A[2, 3]

❖行为主

A[1, 1], A[1, 2], A[1, 3], A[2, 1], A[2, 2], A[2, 3]

$$base + ((i_1 - low_1) \times n_2 + (i_2 - low_2)) \times w$$

(A[i_1, i_2]的地址，其中$n_2 = high_2 - low_2 + 1$)

变换成 $((i_1 \times n_2) + i_2) \times w +$

$$(base - ((low_1 \times n_2) + low_2) \times w)$$

数组元素的地址计算

□多维数组下标变量A[i_1, i_2, ..., i_k]的地址表达式

❖以行为主

$$((\ldots((i_1 \times n_2 + i_2) \times n_3 + i_3) \ldots) \times n_k + i_k) \times w$$

$$+ \, base - ((\ldots((low_1 \times n_2 + low_2) \times n_3 + low_3) \ldots)$$

$$\times \, n_k + low_k) \times w$$

数组元素地址计算翻译方案

- 下标变量访问的产生式

$S \to L := E$　　　　$L \to \textbf{id} [\; Elist \;] \mid \textbf{id}$

$Elist \to Elist, E \mid E$　　　　$E \to L \mid \ldots$

- 采用语法制导的翻译方案时存在的问题

$Elist \to Elist, E \mid E$

由Elist的结构只能得到各维的下标值，但无法获得数组的信息（如各维的长度）

A[x,y] := z的分析树

S
V := E
A [Elist] V
Elist , E z
E V
V y
x

当分析到下标（表达式）x和y时，要计算地址中的“可变部分”。这时需要知晓数组A的有关的属性，如n_m，类型宽度w等，而这些信息存于在结点A处。若想使用必须定义有关继承属性来传递之。<u>但在移进—归约分析不适合继承属性的计算！</u>

❑所有产生式

$S \rightarrow L := E$

$E \rightarrow E + E$

$E \rightarrow (E)$

$E \rightarrow L$

$L \rightarrow Elist\ ]$

$L \rightarrow \mathbf{id}$

$Elist \rightarrow Elist, E$

$Elist \rightarrow \mathbf{id}\ [\ E$

修改文法，使数组名id成为Elist的子结点（类似于前面的类型声明），从而避免继承属性的出现

相关符号属性定义：

L.place，L.offset ：

- 若L是简单变量，L.place为其“值”的存放场所，而L.offset为空（null）；
- 当L表示数组元素时，L.place是其地址的“常量值”部分；而此时L.offset为数组元素地址中可变部分的“值”存放场所，数组元素的表示为：L.place [L.offset]

相关符号属性定义：

Elist.place : “可变部分”的值，即下标计算的值

Elist.array : 数组名条目的指针

Elist.ndim : 当前处理的维数

limit(array, j) : 第j维的大小

width(array) : 数组元素的宽度

invariant(array) : 静态可计算的值

数组元素的翻译

- 翻译时重点关注三个表达式：
  - $Elist \rightarrow \mathbf{id}\ [\ E$ ： 计算第1维
  - $Elist \rightarrow Elist_1 ,\ E$ ： 传递信息
  - $L \rightarrow Elist\ ]$ ： 计算最终结果

数组元素的翻译

$S \rightarrow L := E$ {if *L.offset* == null then /* *L*是简单变量 */

emit (*L.place*, '= ', *E.place*)

else

/*取数组元素的左值*/

emit (*L.place* , '[', *L.offset*, ']', '=',

E.place) }

数组元素的翻译

$Elist \rightarrow \textbf{id} [E$ {$Elist.place = E.place$;
/*第一维下标*/
$Elist.ndim = 1$;
$Elist.array = \textbf{id}.place$ }

$Elist \rightarrow Elist_1, E$

{

$t = newTemp();$

/*维度增加1*/

$m = Elist_1.ndim + 1;$

/* 第m维的大小*/

$n_m = limit(Elist_1.array, m);$

/*计算公式7.6 $e_{m-1} * n_m$ */

$emit\ (t, \text{'='}, Elist_1.place, \text{'*'}, n_m);$

/*计算公式7.6 $e_m = e_{m-1} * n_m + i_m$ */

$emit\ (t, \text{'='}, t, \text{'+'}, E.place);$

$Elist.array = Elist_1.array;$

$Elist.place = t;$

$Elist.ndim = m$

}

数组元素的翻译

$L \rightarrow Elist$] { $L.place = newTemp()$;

/*获取数组元素地址的常量值*/

emit (*L.place*, '=', *base*(*Elist.array*), '–', *invariant* (*Elist.array*));

$L.offset = newTemp()$;

/*获取数组元素地址的可变部分*/

emit (*L.offset*, '=', *Elist.place*, '*', *width*(*Elist.array*))}

数组元素的翻译

$L \rightarrow \text{id} \{L.place = \text{id}.place; L.offset = \text{null} \}$

$E \rightarrow L\{$ if $L.offset$ == null then /* L是简单变量 */

$E.place = L.place$

else begin $E.place = newTemp();$

$emit\ (E.place,$ '=', $L.place,$ '[', $L.offset,$ ']') end }

$E \rightarrow E_1 + E_2 \{E.place = newTemp();$

$emit\ (E.place,$ '=', $E_1.place$, '+', $E_2.place) \}$

$E \rightarrow (E_1)\{E.place = E_1.place \}$

其他翻译同前

举例： x := A[y, z]

$x = t_4$

S

L.place = x
L.offset = null
x

$:= t_4 = t_2 [t_3]$

E.place = t_4

$t_2 = c$
$t_3 = 4 \times t_1$

L.place = t_2
L.offset = t_3

$t_1 = y \times 20$
$t_1 = t_1 + z$

Elist.place = t_1
Elist.ndim = 2
Elist.array = A

注： c =A – 84
//84 == ((1*20)+1) * 4

]

Elist.place = y
Elist.ndim = 1
Elist.array = A

,

E.place = z
L.place = z
L.offset = null
z

A

[

E.place = y
L.place = y
L.offset = null
y

A[10, 20]

x := A[y, z]的注释分析树

举例：A[i, j] := B[i, j] * k

- 数组A： A[1..10, 1..20] of integer;

  数组B： B[1..10, 1..20] of integer;

  w ：4 （integer）
- TAC如下：

  (1) t_1 := i * 20

  (2) t_1 := t_1 + j

  (3) t_2 := A - 84 // 84 == ((1*20)+1) * 4

  (4) t_3 := t_1 * 4 // 以上A[i, j]的（左值）翻译

TAC如下（续）：

(5) t_4 := i * 20

(6) t_4 := t_4 + j

(7) t_5 := B - 84

(8) t_6 := t_4 * 4

(9) t_7 := t_5[t_6]

//以上计算B[i,j]的右值

TAC如下（续）：

(10) t_8 := t_7 * k

//以上整个右值表达

//式计算完毕

(11) t_2[t_3] := t_8

// 完成数组元素的赋值

类型转换

- 例 $x = y + i * j$

  (x和y的类型是real，i和j的类型是integer)

  中间代码

  $t_1 = i$ **int×** j

  $t_2 = \text{inttoreal}\ t_1$

  $t_3 = y$ **real+** t_2

  $x = t_3$

> int× 和 real+ 不是类型转换，而是算符

目标机器的运算指令是区分整型和浮点型的

高级语言中的重载算符=>中间语言中的多种具体算符

类型转换的处理

- 以$E \rightarrow E_1 + E_2$为例说明
  - 判断E1 和E2的类型，看是否要进行类型转换;若需要，则分配存放转换结果的临时变量并输出类型转换指令

{ $E.place$ = *newTemp*();

if ($E_1.type$ == *integer* && $E_2.type$ == *integer*) **then begin**

emit ($E.place$, '=', $E_1.place$, '**int+**', $E_2.place$);

$E.type$ = **integer**

end

else if ($E_1.type$ == *integer* && $E_2.type$ == *real*) **then begin**

u = *newTemp*(); *emit* (u, '=', '**inttoreal**', $E_1.place$);

emit ($E.place$, '=', u, '**real+**', $E_2.place$); $E.type$ = *real*;

end

. . .}

主要内容

记号流 → 分析器 →(语法树)→ 静态检查器 →(语法树)→ 中间代码生成器 →(中间代码)→ 代码生成器 →

分析器、静态检查器、中间代码生成器、代码生成器 ↔ 符号表

- 中间语言(Intermediate Representation)
  - 后缀表达式、图表示、三地址码、静态单赋值
- **中间代码生成**
  - 声明语句(更新符号表)
  - 表达式、赋值语句(产生临时变量、查询符号表)
  - 布尔表达式、控制流语句(标号/回填、短路计算)

❑主要任务

- ❖布尔表达式的计算：完全计算、短路计算
- ❖控制流语句
  - ➢分支结构(if、switch)、循环结构、过程/函数的调用
- ❖各子结构的布局+无条件或有条件转移指令
- ❖跳转目标的两种处理方法
  - ➢标号技术：新建标号，跳转到标号
  - ➢回填技术：先构造待回填的指令链表，待跳转目标确定时再回填链表中各指令缺失的目标信息

布尔表达式

- 布尔表达式有两个基本目的
  - 计算逻辑值
  - 在控制流语句中用作条件表达式
- 本节所用的布尔表达式文法

$$B \rightarrow B \textbf{ or } B \mid B \textbf{ and } B \mid \textbf{not } B \mid (\, B\,)$$
$$\mid E \textbf{ relop } E \mid \textbf{true} \mid \textbf{false}$$

布尔表达式

- 布尔表达式有两个基本目的
  - 计算逻辑值
  - 在控制流语句中用作条件表达式
- 本节所用的布尔表达式文法

  $B \rightarrow B$ **or** B | B **and** B | **not** B | (B)

  | E **relop** E | **true** | **false**

  - 布尔运算符 or 、and 和 not（优先级、结合性）
  - 关系运算符 relop：<、≤、=、≠、>和≥
  - 布尔常量：true和false

布尔表达式

❑布尔表达式的完全计算

- ❖值的表示数值化
- ❖其计算类似于算术表达式的计算

true and false or (2 > 1)的计算为

➔false or (2>1)➔false or true➔true

❑布尔表达式的"短路"计算

- ❖ B_1 or B_2 定义成 if B_1 then true else B_2
- ❖ B_1 and B_2 定义成 if B_1 then B_2 else false
- ❖ not A 定义成 if A then false else true
- ❖用控制流来实现计算，即用程序中的位置来表示值，因为布尔表达式通常用来决定控制流走向

$S \to \text{if } B \text{ then } S_1$

$\quad / \text{ if } B \text{ then } S_1 \text{ else } S_2$

$\quad / \text{ while } B \text{ do } S_1$

$\quad / \ S_1; S_2$

$\quad / \text{ switch } E$

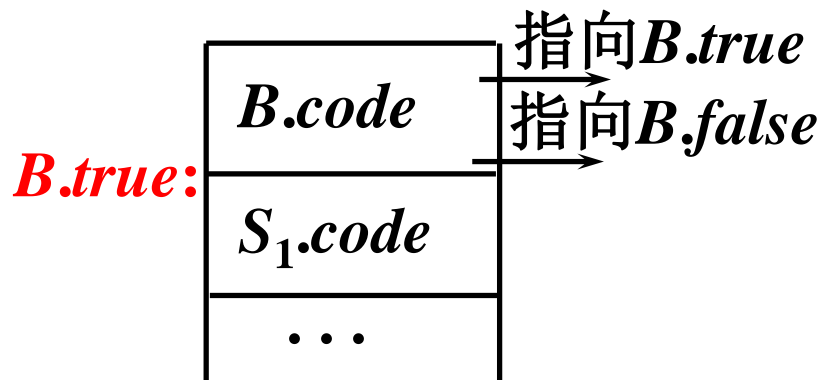
$\quad / \text{ call id } (Elist)$

if 语句的中间代码生成

❑问题与对策

- ❖需要知道B为真或假时的跳转目标
- ❖B、S_1、S_2分别会输出多少条指令是不确定的
- ❖引入标号：先确定标号，在目标确定时输出标号指令，可调用newLabel() 产生新标号，每条语句有next 标号

$S \rightarrow \text{if } B \text{ then } S_1$



(a) if-then

if 语句的中间代码生成

❑问题与对策

- ❖需要知道B为真或假时的跳转目标
- ❖B、S_1、S_2分别会输出多少条指令是不确定的
- ❖引入标号：先确定标号，在目标确定时输出标号指令，可调用newLabel() 产生新标号，每条语句有next 标号

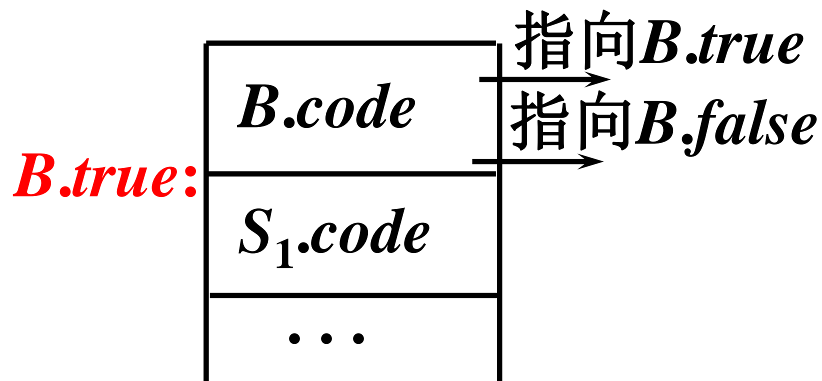
$S \rightarrow \textbf{if}\ B\ \textbf{then}\ S_1$

$\{B.true = newLabel();$

$B.false = S.next;$//继承属性

$S_1.next = S.next;$

$S.code = B.code \,||\, gen(B.true, \text{‘:’}) \,||\, S_1.code\ \}$



(a) if-then

if 语句的中间代码生成

❑考虑else

$S \rightarrow \text{if } B \text{ then } S_1 \text{ else } S_2$

$\{B.true = newLabel();$

$B.false = newLabel();$

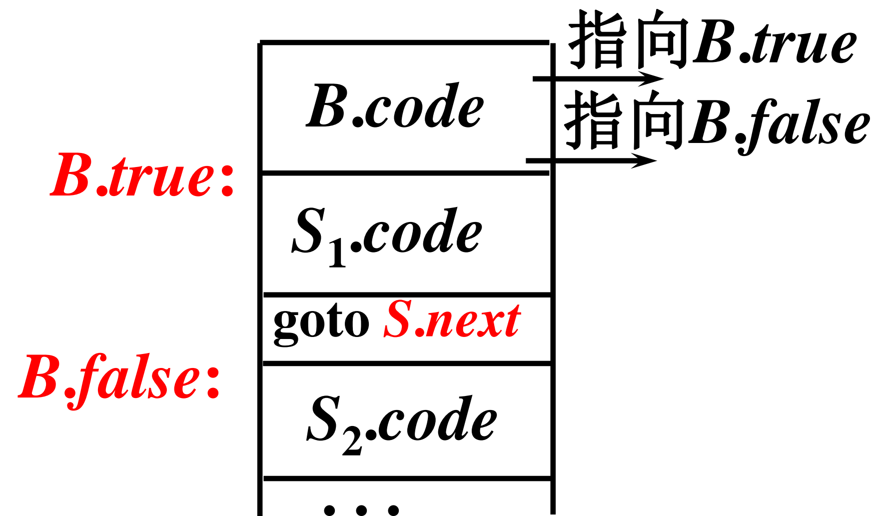
$S_1.next = S.next;$

$S_2.next = S.next;$

$S.code = B.code \parallel gen(B.true, \text{':'}) \parallel S_1.code \parallel$

$gen(\text{'goto'}, S.next) \parallel gen(B.false, \text{':'}) \parallel$

$S_2.code\}$



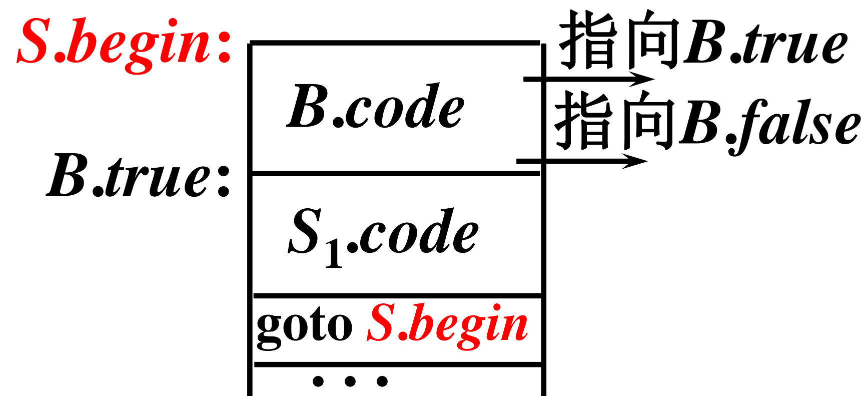
(b) if-then-else

while语句的中间代码生成

中国科学技术大学 University of Science and Technology of China

- 引入开始标号*S.begin*,作为循环的跳转目标

$S \rightarrow \text{while } B \text{ do } S_1$



(c) while-do

while语句的中间代码生成

- 引入开始标号*S.begin*,作为循环的跳转目标

$S \rightarrow \textbf{while}\ B\ \textbf{do}\ S_1$

$\{S.begin = newLabel();$

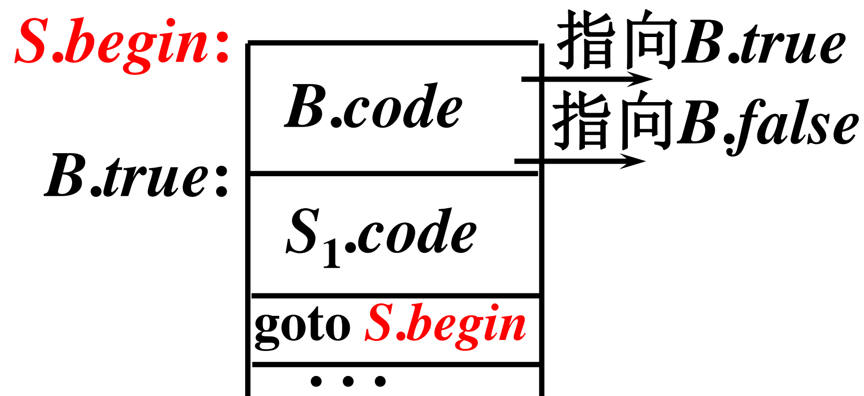
$B.true = newLabel();$

$B.false = S.next;$

$S_1.next = S.begin;$

$S.code = gen(S.begin, \text{':'}) \parallel B.code \parallel$

$gen(B.true, \text{':'}) \parallel S_1.code \parallel gen(\text{'goto'}, S.begin)\ \}$

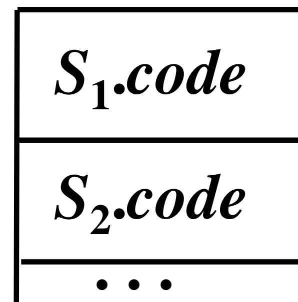


(c) while-do

顺序结构的翻译

- 为每一语句S_1引入其后的下一条语句的标号

$S_1.next$



(d) $S_1; S_2$

$$S \rightarrow S_1;\ S_2$$

$$\{S_1.next = newLabel();\ S_2.next = S.next;$$

$$S.code = S_1.code \parallel gen(S_1.next, \text{‘:’}) \parallel S_2.code\ \}$$

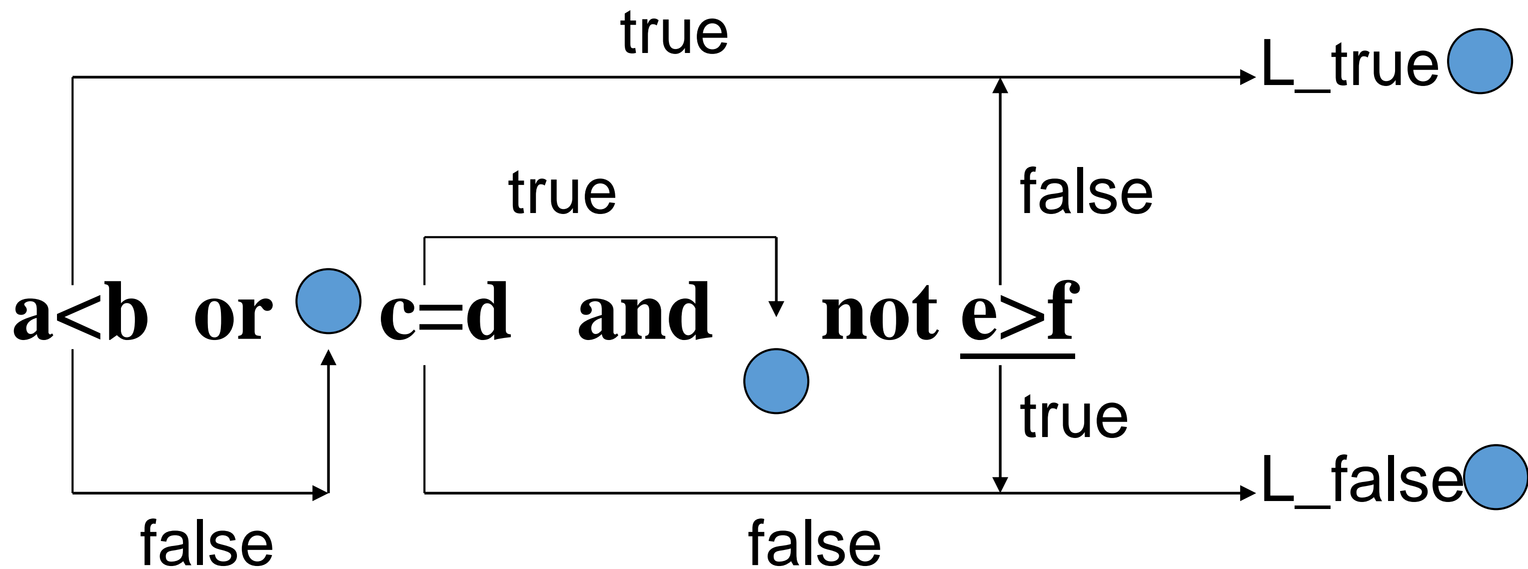
- 如果B是$a < b$的形式，

那么翻译生成的三地址码是：

if $a < b$ goto $B.true$

goto $B.false$

布尔表达式的短路计算



L_true-真出口：整个布尔表达式为**真**时，控制流应转移到的目标语句（代码）；反之为**假**时则转到 L_false-假出口。

● 表示转移到的目标语句在有关布尔表达式翻译时尚未确定。

- 例 表达式

$a < b$ or $c < d$ and $e < f$

的三地址码是:

	if $a < b$ goto L_{true}
	goto L_1
L_1:	if $c < d$ goto L_2
	goto L_{false}
L_2:	if $e < f$ goto L_{true}
	goto L_{false}

$B \rightarrow B_1 \text{ or } B_2$

$\{B_1.true = B.true;$

$B_1.false = newLabel();$

$B_2.true = B.true;$

$B_2.false = B.false;$

$B.code = B_1.code \parallel gen(B_1.false, \text{':'}) \parallel B_2.code\ \}$

$B \rightarrow \text{not } B_1$

$\{B_1.true = B.false;$

$B_1.false = B.true;$

$B.code = B_1.code \}$

$B \rightarrow B_1 \text{ and } B_2$

$\{B_1.true = newLabel();$

$B_1.false = B.false;$

$B_2.true = B.true;$

$B_2.false = B.false;$

$B.code = B_1.code \parallel gen(B_1.true, \text{‘:’}) \parallel B_2.code\ \}$

$B \rightarrow (B_1)$

$\{B_1.true = B.true;$

$B_1.false = B.false;$

$B.code = B_1.code\ \}$

$B \rightarrow E_1$ relop E_2

$\{B.code = E_1.code \mid\mid E_2.code \mid\mid$

$gen($'if', $E_1.place$, relop.op, $E_2.place$,

'goto', $B.true) \mid\mid$

$gen($'goto', $B.false) \}$

$B \rightarrow \textbf{true}$

$\{B.code = gen(\text{'goto'}, B.true)\}$

$B \rightarrow \textbf{false}$

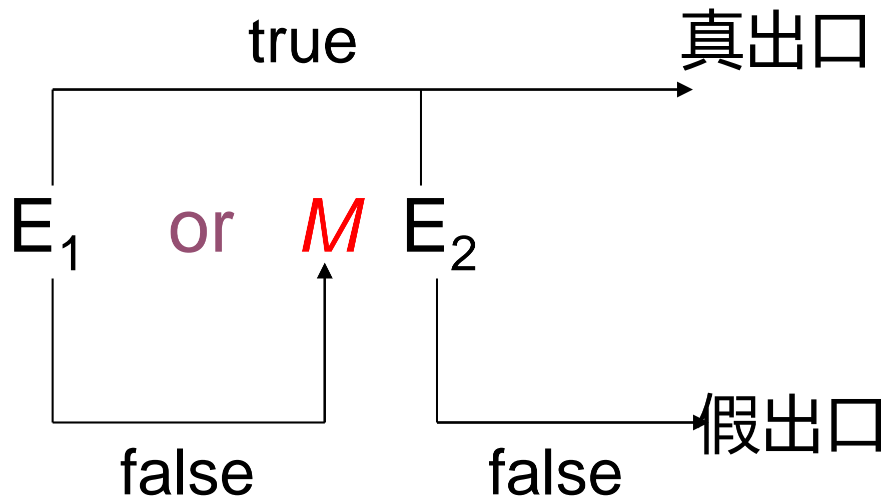
$\{B.code = gen(\text{'goto'}, B.false)\}$

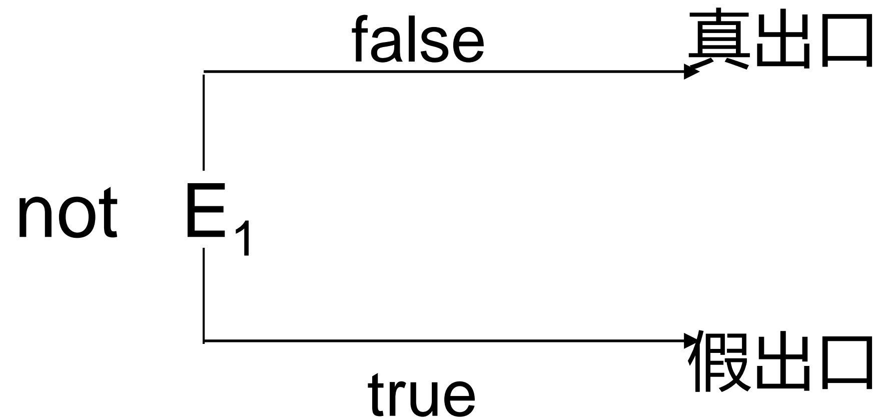
- 关键问题：将跳转指令与目标匹配起来
- B.true, B.false都是继承属性
- 需要两趟分析来计算
  - 1 pass：生成语法树
  - 2 pass：深度优先遍历树，计算属性值
- 能否一趟完成?

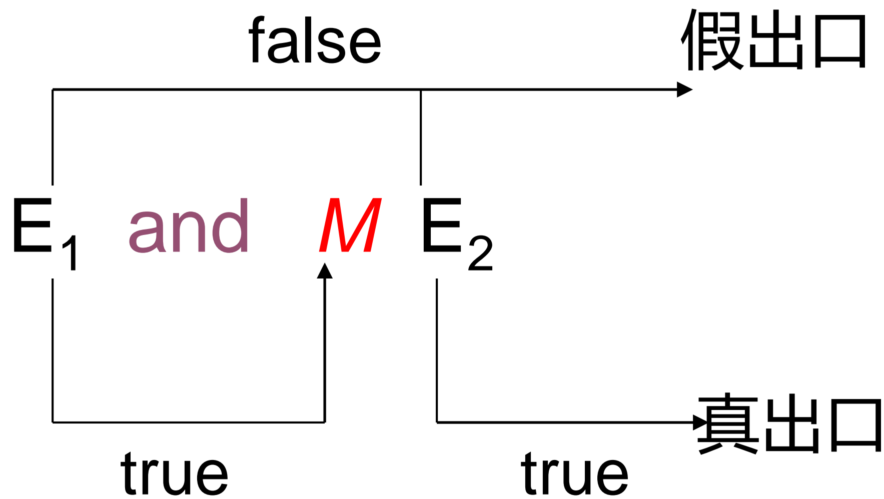
回填技术

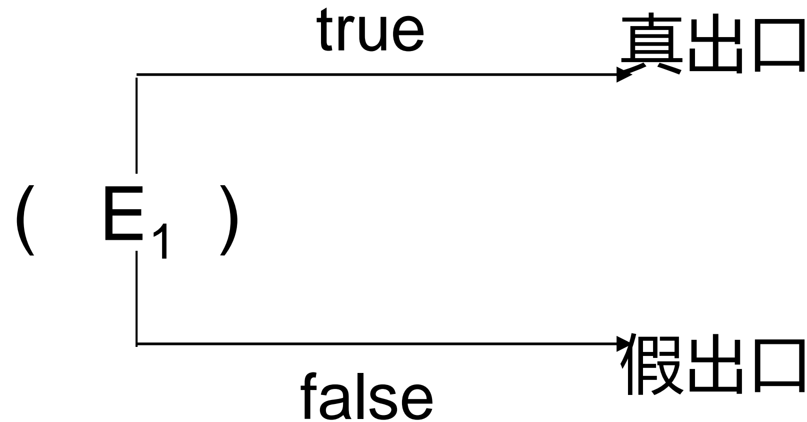
- 布尔表达式短路计算翻译中，产生了转移目标不明确的条件或无条件代码；
- 当有关目标地址确定后，可将这些目标地址填回到有关代码中。
- 将有相同转移目标的转移代码的编号串起来形成链；可以方便回填目标地址。

短路计算

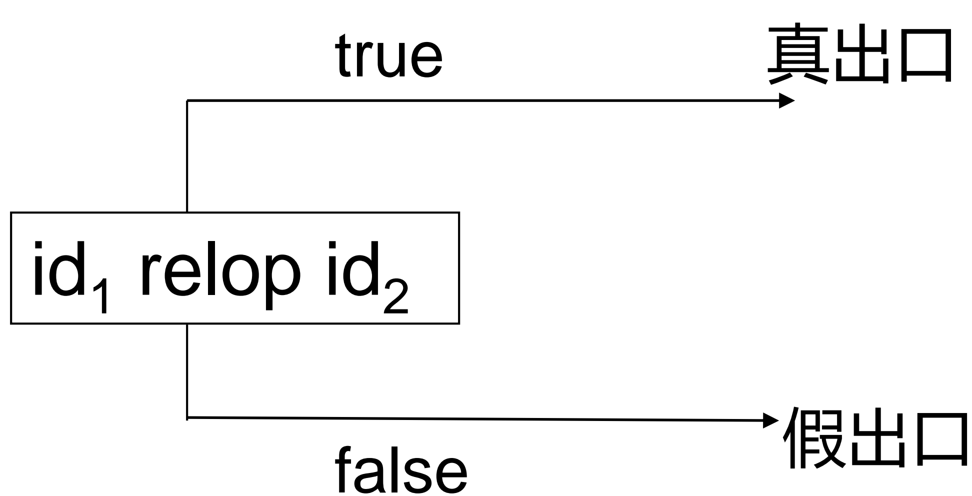






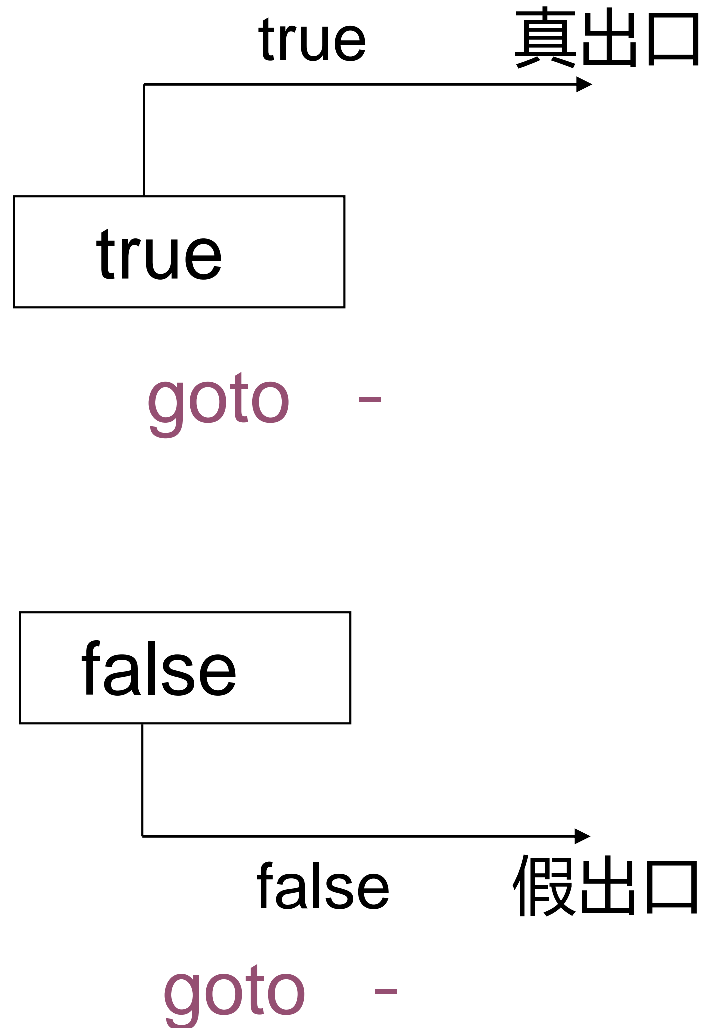


短路计算



if id_1 relop id_2 goto -

goto -



相关符号属性及语义函数：

B.truelist： 布尔表达式代码中所有转向真出口的代码语句链；

B.falselist： 所有转向假出口的代码语句链；

/*将目标地址target-code填回code-list中每条语句*/

backpatch(instruction-list, target-label)

/*合并链$list_1$和$list_2$（它们包含的语句转移目标相同）*/

merge($instruction\text{-}list_1$, $instruction\text{-}list_2$)

/*建立含语句编号为instruction的链或空链*/

makelist(instruction) , makelist()

/*获取下一三地址代码（语句）的编号（作为转移目标来回填）*/

$M \rightarrow \varepsilon$ { M.instr = nextinstr}

$B \to B_1$ or M B_2

{ backpatch(B_1.falselist, M.instr);

B.truelist = merge(B_1.truelist, B_2.truelist);

B.falselist = B_2.falselist; }

$M \to \varepsilon$ { M.instr = nextinstr}

短路计算及回填的翻译方案

$B \rightarrow B_1$ and $M\ B_2$

{ backpatch(B_1.truelist, M.instr);

B.falselist = merge(B_1.falselist,B_2.falselist);

B.truelist = B_2.truelist; }

B→not B$_1$ {

B.truelist = B$_1$.falselist;

B.falselist = B$_1$.truelist; }

B→(B$_1$) {

B.truelist = B$_1$.truelist;

B.falselist = B$_1$.falselist; }

短路计算及回填的翻译方案

$B \rightarrow E_1$ relop E_2 {

B.truelist = makelist(nextinstr);

B.falselist = makelist(nextinstr+1);

gen(“if” E_1.place relop.op E_2.place “goto” -) ;

gen(“goto” -); }

短路计算及回填的翻译方案

B→ true {

B.truelist = makelist(nextinstr);

gen("goto" -); }

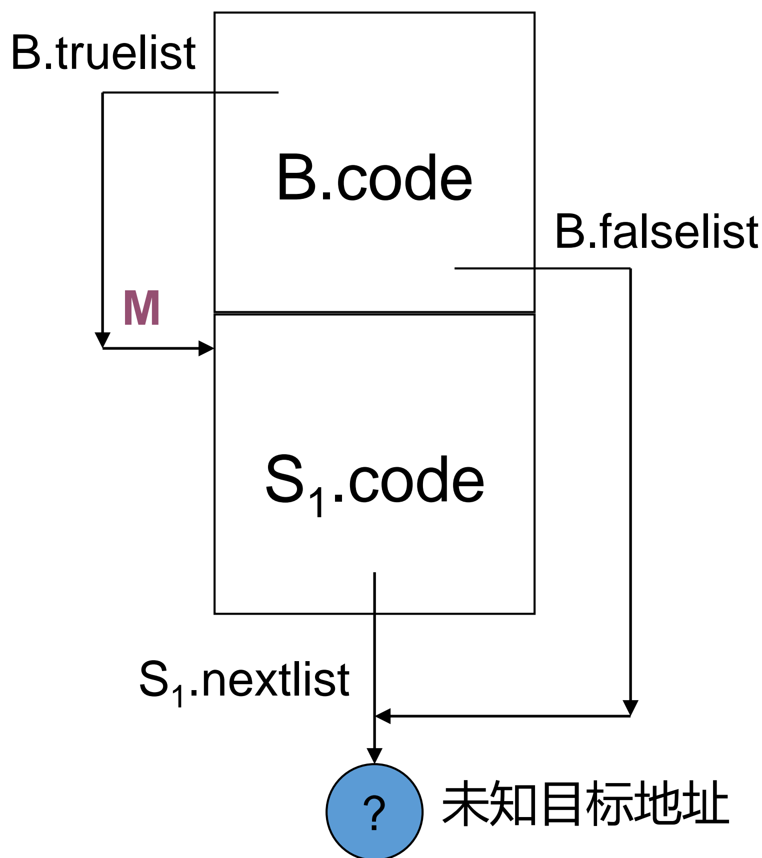
B→ false {

B.falselist = makelist(nextinstr);

gen("goto" -);}

条件语句的翻译（1）

if B then S_1 的代码结构



箭头线表示控制流方向；

B.truelist和B.falselist 意义同前；

S.nextlist － 语句S的代码中所有跳转到未知目标地址的转移代码（如果有的话）的编号链。**该未知目标地址是指语义上语句S执行结束后应执行的下一代码的位置。**

条件语句的翻译（1）

$S \rightarrow$ if B then M S_1

{

backpatch(B.truelist, M.instr);

S.nextlist = merge(B.falselist, S_1.nextlist)

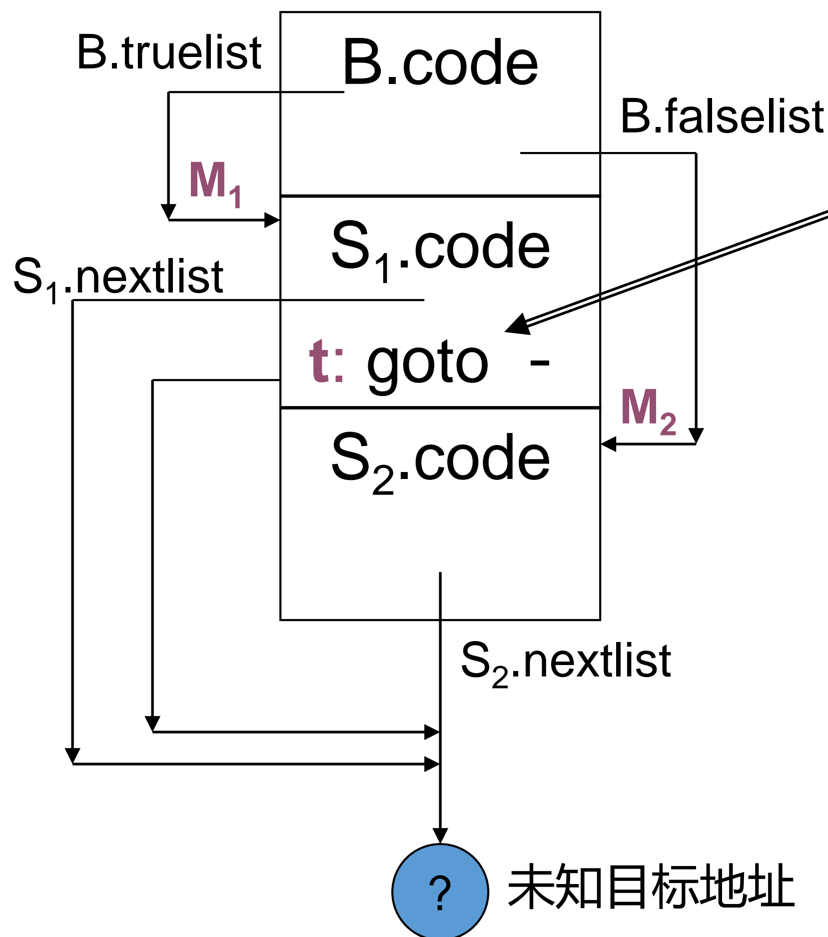
}

$M \rightarrow \varepsilon$ { M.instr = nextinstr}

条件语句的翻译（2）

中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

if B then S_1 else S2的代码结构



在代码标号t处强制产生无条件转移代码，转移目标待回填。

条件语句的翻译（2）

$S \rightarrow$ if B then M_1 S_1 *N* else M_2 S_2

{ backpatch(B.truelist, M_1.instr);

backpatch(B.falselist, M_2.instr);

temp = merge(S_1.nextlist, N.nextlist);

S.nextlist = merge(temp, S_2.nextlist) ;

}

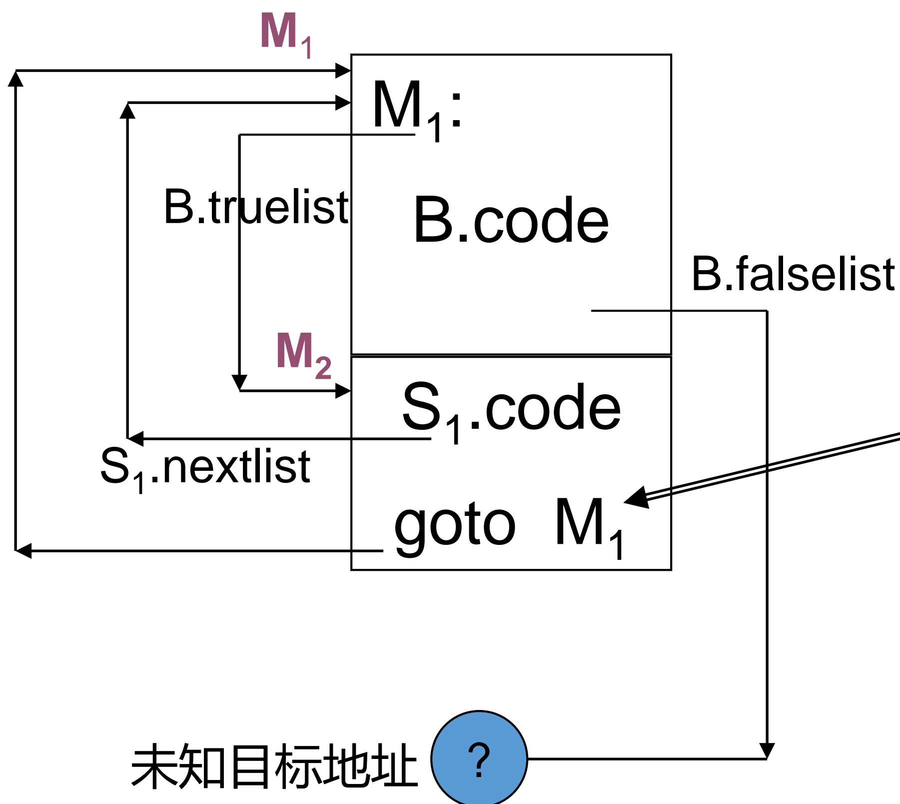
$N \rightarrow \varepsilon$ { N.nextlist = makelist(nextinstr); //标号t

gen(“goto” -) ;

}

循环语句的翻译

while B do S_1 的代码结构



产生无条件转移语句

goto M_1（跳转至循环条件测试代码开始处）

S→ while M_1 B do M_2 S_1

{ backpatch(B.truelist, M_2.instr);

backpatch(S_1.nextlist, M_1.instr);

S.nextlist = B.falselist;

gen(“goto” M_1.instr);//已知

}

控制流语句的翻译

翻译以下语句序列：

```
if ( a<b or c<d and e<f )  then
  while ( a>c ) do c := c +1
else d := d + 1;
e := e + d;
```

e.g.17 控制流语句的翻译

L_2

L_1 ; S_5

S_4 A_3

if E_1 then S_2 else S_3

while E_2 do S_1 A_2

A_1

控制流语句的翻译

一、翻译 E_1：(a<b or c<d and e<f)

(100) if a<b goto 106

(101) goto 102 //用102回填(101)

(102) if c<d goto 104 //用104回填(102)

(103) goto 111

(104) if e<f goto 106

(105) goto 111

truelist: { 100, 104 } falselist: { 103, 105 }

二、翻译 S_2：while E_2 do S_1

(106) if a>c goto 108 //用108回填(106)

(107) goto 112

(108) c := c + 1 // $S_1 \rightarrow A_1$ S_1.nextlist={}

(109)goto 106 // 转至循环入口(106)

S_2.nextlist: { 107 }

(110) goto 112 // 由N→ε生成

(111) d := d + 1 // $S_3 \rightarrow A_2$ S_3.nextlist={}

三、分析完S_4

- 用106回填(100)和(104)；用111回填(103)和(105)
- S_4.nextlist: { 107, 110 }

四、分析完L_1

- L_1.nextlist: { 107, 110 }

五、分析S_5

(112) e := e + d // $S_5 \rightarrow A_3$ S_5.nextlist={}

六、分析完L_2

- 用112回填(107)和(110)
- L_2.nextlist: {}

控制流语句的翻译

(100) if a<b goto 106

(101) goto 102

(102) if c<d goto 104

(103) goto 111

(104) if e<f goto 106

(105) goto 111

(106) if a>c goto 108

(107) goto 112

(108) c := c + 1

(109) goto 106

(110) goto 112

(111) d := d + 1

(112) e := e + d

switch E

begin

case V_1: S_1

case V_2: S_2

...

case V_{n-1}: S_{n-1}

default: S_n

end

开关语句的翻译

- 分支数较少时

```
        t = E的代码                    | L_{n-2}: if t != V_{n-1} goto L_{n-1}
        if t != V_1 goto L_1           |          S_{n-1}的代码
        S_1的代码                      |          goto next
        goto next                      | L_{n-1}: S_n的代码
L_1:    if t != V_2 goto L_2           | next:
        S_2的代码
        goto next
L_2:    . . .
        . . .
```

开关语句的翻译

中国科学技术大学 University of Science and Technology of China

- 分支较多时，将分支测试代码集中在一起，便于生成较好的分支测试代码

```
        t = E的代码              | Ln: Sn的代码
        goto test                |     goto next
L1:     S1的代码                 |test: if t == V1 goto L1
        goto next                |      if t == V2 goto L2
L2:     S2的代码                 |      . . .
        goto next                |      if t == Vn-1 goto Ln-1
        . . .                    |      goto Ln
Ln-1:   Sn-1的代码               | next:
        goto next
```

开关语句的翻译

中国科学技术大学 University of Science and Technology of China

- 中间代码增加一种case语句，便于代码生成器对它进行特别处理

test: case V_1 L_1
      case V_2 L_2
      . . .
      case V_{n-1} L_{n-1}
      case t L_n
next:

一个生成:

- 用二分查找确定该执行的分支
- 直接找到该执行的分支

的例子见第244页习题8.8

过程调用的翻译

$S \rightarrow$ **call id** $(Elist)$

$Elist \rightarrow Elist, E$

$Elist \rightarrow E$

中国科学技术大学
University of Science and Technology of China

- 过程调用id($E_1, E_2, \ldots, E_n$)的中间代码结构

$E_1.place = E_1$的代码

$E_2.place = E_2$的代码

. . .

$E_n.place = E_n$的代码

param $E_1.place$

param $E_2.place$

. . .

param $E_n.place$

call id.$place$, n

过程调用的翻译

$S \rightarrow$ call id ($Elist$)

{为长度为n的队列中的每个$E.place$，

$emit$('param', $E.place$);

$emit$('call', id.$plase$, n) }

$Elist \rightarrow Elist, E$

{把$E.place$放入队列末尾}

$Elist \rightarrow E$

{将队列初始化，并让它仅含$E.place$}

《编译原理与技术》
中间代码生成 I

TBA