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

中间语言与中间代码生成 II

《编译原理(H)》

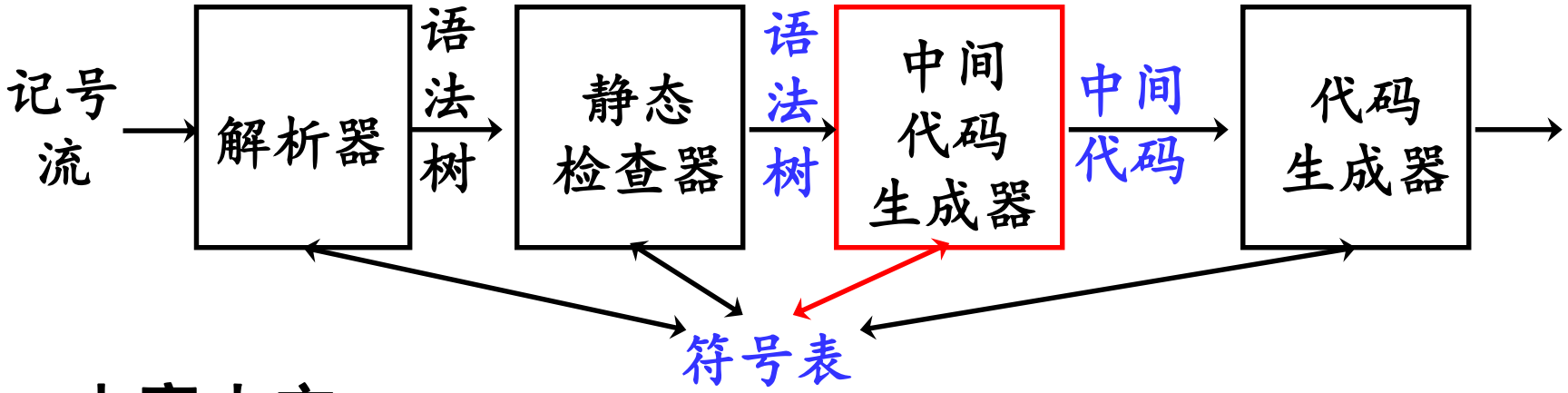
张昱

0551-63603804，yuzhang@ustc.edu.cn

中国科学技术大学

计算机科学与技术学院

本章内容



本章内容

- 中间语言：常用的中间表示(Intermediate Representation)
  - 后缀表示、图表示、三地址代码、LLVM IR
- 基本块和控制流图
- 中间代码的生成
  - 声明语句(=>更新符号表)
  - 表达式、赋值语句（=>产生临时变量、查符号表）
  - 布尔表达式、控制流语句（=>标号/回填技术、短路计算）

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

7.4 中间代码生成概述

- 方法和关键问题
- 名字与作用域
- 符号表结构的变化

中间代码生成的方法

- 边解析边生成中间代码
  - 语法制导的翻译方案
  - 难点：理解解析器的运转机制、继承属性的处理
- 基于树访问的中间代码生成
  - 重点

    树结构的设计、访问者模式、节点类的visit/enter/exit接口及实现

本节将以基于树访问的中间代码生成方法为主来讲解，

这是现代编译器使用的主流方法。

中间代码生成的关键问题

假设采取的中间语言类似三地址代码

- **类型与符号表的变化**
  - 多样化类型 => 整型(字节、字)、浮点型、类型符号表
  - 1个某类型的数据 => m 个字节(m为类型对应的字宽)
- **语句的翻译**
  - **声明语句**：不生成指令，但会更新符号表（作用域，字宽及存放的相对地址）
  - **赋值语句**：引入临时变量、数组/记录元素的地址计算、类型转换
  - **控制流语句**：跳转目标的确定(引入标号或者使用回填技术)、短路计算

符号表的设计

类型检查后的符号表

- 符号表条目：（标识符、存储类别、类型信息）
- 存储类别：extern, static, register, …
- 类型信息：(类别标识, 该类别关联的其他信息)
  - 如数组(Array，(len, elemtype))

本章符号表的变化

- 作用域 =>多个符号表
- 变量：字宽、存储的相对地址（以字节为单位）
- 记录类型：用符号表管理各个成员的字宽、相对地址

声明语句

- 分配存储单元，更新符号表
- 作用域的管理
- 记录类型的管理

声明语句的翻译

主要任务

- 为局部名字分配存储单元

符号表条目：名字、类型、字宽、偏移

- 作用域信息的保存
- 记录类型的管理

不产生中间代码指令，但是要更新符号表

块中无变量声明时的翻译

计算被声明名字的类型和相对地址

$P \rightarrow \{offset = 0\}\ D; S$

$D \rightarrow D\ ;\ D$

$D \rightarrow \text{id} : T$ $\{enter(\text{id}.lexeme, T.type, offset); offset = offset + T.width\}$

$T \rightarrow \text{integer}$ $\{T.type = integer; T.width = 4\}$

$T \rightarrow \text{real}$ $\{T.type = real; T.width = 8\}$

$T \rightarrow \text{array}[\text{num}]\ \text{of}\ T_1$

$\{T.type = array(\text{num}.val, T_1.type); T.\text{width} = \text{num}.val \times T_1.\text{width}\}$

$T \rightarrow *T_1$ $\{T.type = pointer(T_1.type); T.width = 4\}$

相对地址初始化为0

更新符号表信息

类型=>字宽

仅有主过程时的翻译

基于树访问的代码生成

$P \rightarrow$ {*offset = 0*} D; S

$D \rightarrow D$; D

$D \rightarrow$ id : T {*enter* (id.*lexeme*, T.*type*, *offset*);

offset = offset + T.width }

$T \rightarrow$ integer {*T.type = integer*; *T.width = 4* }

$T \rightarrow$ real {*T.type = real*; *T.width = 8* }

$T \rightarrow$ array [num] of T_1

{*T.type = array* (num.*val*, T_1.*type*);

T.width = num.*val* × T_1.width}

$T \rightarrow *T_1$ {*T.type = pointer* (T_1.*type*); *T.width = 4*}

enterP时处理

visitD时处理
(只有访问D时才知道D是哪种结构)

exitD时处理

exitT时处理

visitT时处理
(只有访问T时才知道T是哪种结构)

允许自定义过程时的翻译

- 所讨论的语言的文法

  $P \rightarrow D; S$

  $D \rightarrow D\ ;\ D \mid \text{id} : T \mid$

  proc id ; D ; S

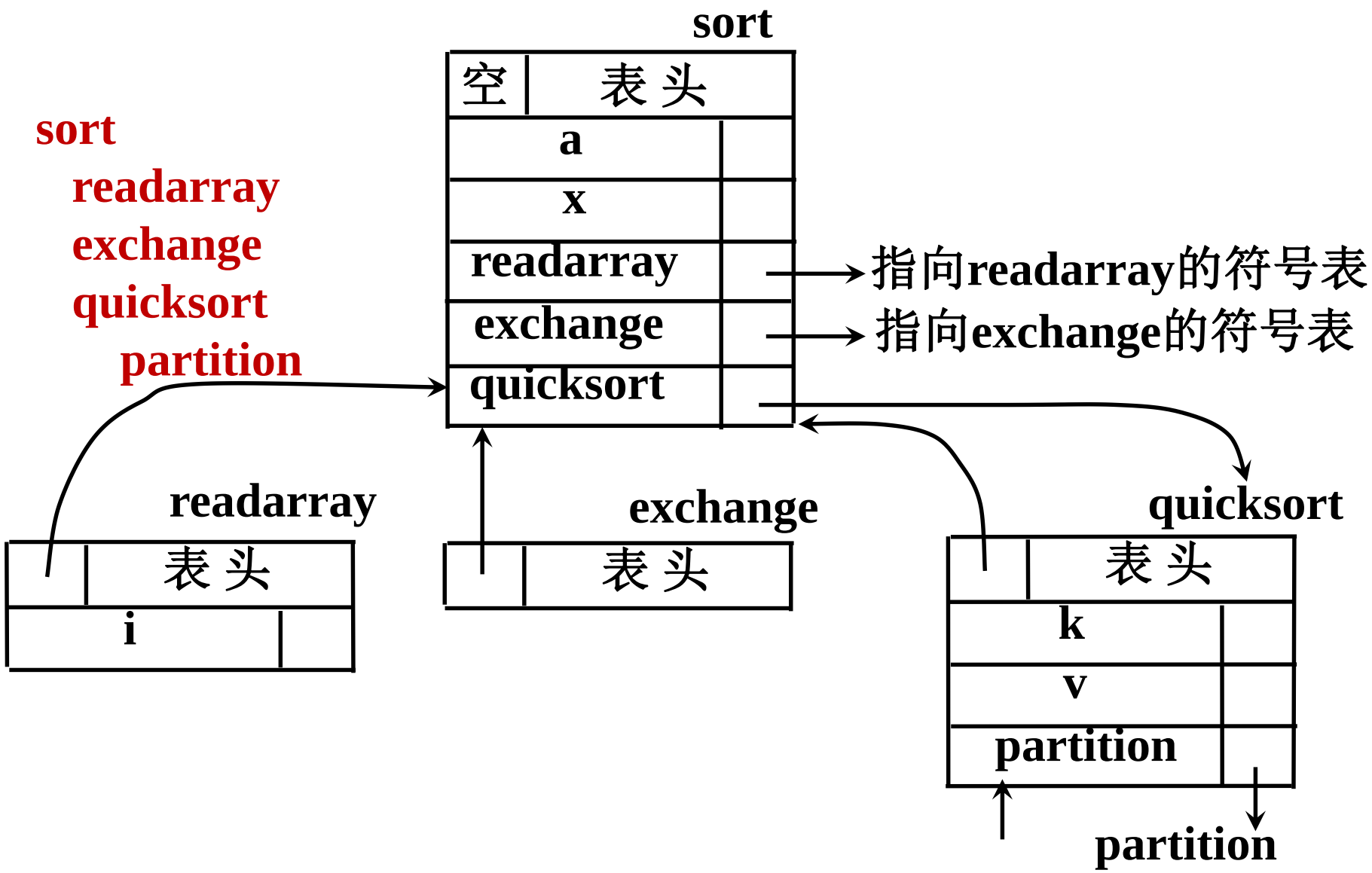
- 管理作用域
  - 每个过程内声明的符号要置于该过程的符号表中
  - 方便地找到子过程和父过程对应的符号表

```
sort
    var a:…; x:…;
    readarray
        var i:…;
    exchange
    quicksort
        var k, v:…;
        partition
            var i, j:…;
```

P186,图6.14

(过程参数被略去)

各过程的符号表


sort
空
表 头
a
x
readarray
exchange
quicksort
指向readarray的符号表
指向exchange的符号表
sort
readarray
exchange
quicksort
partition
readarray
表 头
i
exchange
表 头
quicksort
表 头
k
v
partition
partition

符号表的组织与管理

- 相关的数据结构设计
  - 符号表：哈希表
  - 符号表之间的连接(双向链)

    父→子：过程中包含哪些子过程定义；

    子→父：分析完子过程后继续分析父过程
  - 一遍分析时，需要维护符号表栈
- 本章使用的符号表相关的函数

  mkTable(previous)
  enter(table, name, type, offset)
  addWidth(table, width)
  enterProc(table, name, newtable)

```
sort
    var a:…; x:…;
    readarray
        var i:…;
    exchange
    quicksort
        var k, v:…;
        partition
            var i, j:…;
```

(过程参数被略去)

声明语句的处理

$P \rightarrow D; S$

$D \rightarrow D\ ;\ D \mid \text{id} : T \mid$

proc id ; D ; S

tblStack：符号表栈

offsetStack：偏移量栈

enterP： t = *mkTable* (null); *push*(t, *tblStack*); *push* (0, *offsetStack*)

visitDId(id, T): id : T

更新符号表中id对应的条目

enter(*top*(*tblStack*), id.*lexeme*, T.*type*, *top*(*offsetStack*));

top(*offsetStack*) = *top*(*offsetStack*) + T.*width*;

声明语句的处理

$P \rightarrow D; S$

$D \rightarrow D\ ;\ D \mid \text{id} : T \mid$

proc id ; D ; S

tblStack：符号表栈

offsetStack：偏移量栈

enterP： t = *mkTable* (null); *push*(t, *tblStack*); *push* (0, *offsetStack*);

exitDId(id, T): id : T

更新符号表中id对应的条目

visitDProc(id, D_1, T): proc id ; D_1; S

visit D_1前: 新建该过程的符号表，进入该过程的作用域

t=*mkTable*(*top*(*tblStack*)); *push*(*t*,*tblStack*);*push*(0, *offsetStack*);

声明语句的处理

$P \rightarrow D; S$

$D \rightarrow D ; D \mid \text{id} : T \mid$

proc id ; D ; S

tblStack：符号表栈

offsetStack：偏移量栈

enterP： t = *mkTable* (null); *push*(t, *tblStack*); *push* (0, *offsetStack*)

visitDId(id, T): id : T

更新符号表中id对应的条目

visitDProc(id, D_1, T): proc id ; D_1; S

访问D_1前: 新建该过程的符号表，进入该过程的作用域

访问S后或exitDProc(id, D_1, T): 将该过程符号信息插入到父符号表，退出作用域

t = *top*(*tblStack*); *addWidth*(t, *top*(*offsetStack*));

pop(*tblStack*); *pop*(*offsetStack*); *enterProc*(*top*(*tblStack*), id.*lexeme*, t);

如果S中存在对该过程的递归调用,则在分析S前将该过程名插入符号表

声明语句的处理

$P \rightarrow D; S$

$D \rightarrow D\ ;\ D \mid \text{id} : T \mid$

proc id ; D ; S

tblStack：符号表栈

offsetStack：偏移量栈

enterP：t = *mkTable* (null); *push*(t, *tblStack*); *push* (0, *offsetStack*);

visitDId(id, *T*): id : T

更新符号表中id对应的条目

visitDProc(id, D_1, *T*): proc id ; D_1; S

exitP：

addWidth (*top* (*tblStack*), *top* (*offsetStack*)); *pop*(*tblStack*); *pop* (*offsetStack*);

记录的域名管理

关联的文法

$T \rightarrow$ record D end

记录类型单独建符号表(类型表达式),域相对地址从0开始

visitTRec(*D*): record *D* end

enterTRec(D)即访问*D*之前： 建立符号表，进入作用域

t = *mkTable*(null); *push*(*t*, *tblStack*); *push*(0, *offsetStack*);

exitTRec(D)即结尾： 设置记录的类型表达式和宽度，退出作用域

x.type = *record* (*top*(*tblStack*));

x.width = *top*(*offsetStack*); *pop*(*tblStack*); *pop*(*offsetStack*);

x 表示正在处理的语法树结点实例

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

7.5 赋值语句

- 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

赋值语句的中间代码生成

关联的文法

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

exitSAss(id, *E*): id := *E*

获取id的地址和存放E结果的场所，发射赋值指令

p = *lookup*(id.*lexeme*);

if (*p* != null) *emit* (*p*, '=', *E.place*) ; else *error*;

visitE:

exitEBop(op, E_1, E_2) 即 $E \rightarrow E_1 + E_2$结尾：发射加法指令（op== '+'）

x.place = *newTemp*( );

emit (*x.place*, '=', E_1.*place*, '+', E_2.*place*);

x 表示正在处理的语法树结点实例

赋值语句的中间代码生成

关联的文法

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

visitE:

exitEBop(op, E_1, E_2) 即$E \rightarrow E_1 + E_2$ 结尾：发射加法指令（op== '+'）

exitEUop(op, E_1) 即$E \rightarrow - E_1$ 结尾：发射负号运算指令（op== uminus）

x.place = *newTemp*();

emit (*E.place*, '=', op, E_1.*place*);

exitEPara(E_1) 即$E \rightarrow (E_1)$ 结尾：*x.place* = E_1.*place*;

exitEId(id) 即$E \rightarrow$ id 结尾：获取id的地址并作为E的场所

p = *lookup*(id.*lexeme*);

if (*p* != null) *x.place* = *p*; else *error*;

x 表示正在处理的语法树结点实例

数组元素的地址计算

一维数组元素的地址计算

A的第i个元素的地址： $base + (i - low) \times w$

变换成： $i \times w + (base - low \times w)$

$low \times w$是常量，编译时计算，减少运行时计算

二维数组元素的地址计算

- 列为主序(列优先)？行为主序？

行为主序时： $base + ((i_1 - low_1) \times n_2 + (i_2 - low_2)) \times w$

（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

多维数组元素的地址计算

- 以行为主序

下标变量$A[i_1, i_2, ..., i_k]$的地址表达式

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

$$+ base - ((\ldots ((low_1 \times n_2 + low_2) \times n_3 + low_3) \ldots) \times n_k + low_k) \times w$$

翻译的主要任务

- 发射地址计算的指令
- “基址[偏移]”相关的中间指令：t =b[o]，b[o]=t

数组元素的访问处理

- 关联的文法

$S \rightarrow L := E$　　$L \rightarrow \mathrm{id}\,[\,Elist\,] \mid \mathrm{id}$

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

- 采用语法制导的翻译方案时存在的问题

$Elist \rightarrow Elist, E \mid E$　　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）

需要改写文法为：$L \rightarrow Elist\,]\mid \mathrm{id}$　$Elist \rightarrow \mathrm{id}\,[\,E \mid Elist, E$

$Elist \rightarrow \mathrm{id}\,[\,E$　　由这个定义可以获得数组的信息，并从左到右传播下去，达到边解析边计算的目的

数组元素的访问处理

基于树来生成会简单多了，不用改写文法

关联的文法

$S \rightarrow L := E$　　$L \rightarrow \text{id}\ [\ Elist\ ] \mid \text{id}$　　$Elist \rightarrow Elist, E \mid E$

visitELArr(id, Elist): $L \rightarrow \text{id}\ [\ E_1, E_2, \ldots, E_n\ ]$

访问E_1之后: *ndim* = 1; *place* = E_1.*place*; // 局部变量

每次访问E_i之后计算: *t* = *newTemp*(); *ndim* ++;

emit (*t*, '=', *place*, '*', *limit*(id.*place*, *ndim*));

emit (*t*, '=', *t*, '+', E_i .*place*); *place* = *t*;

结尾: *L.place* = *newTemp*();

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

L.offset = *newTemp*();

emit (*L.offset*, '=', *place*, '*', *width*(id.*place*)));

数组元素的访问处理

关联的文法

$S \rightarrow L := E$　　$E \rightarrow L$

exitELval(*L*): $E \rightarrow L$

结尾: if (*L.offset* == null) then /* 简单变量 */ *E.place* = *L.place*

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

emit (*E.place*, '=', *L.place*, '[', *L.offset*, ']'); }

exitSAss2(*L*, *E*): $S \rightarrow L:=E$

if (*L.offset* == null)　*emit* (*L.place*, '= ', *E.place*);

else　*emit* (*L.place* , '[', *L.offset*, ']', '=', *E.place*);

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 = inttoreal t_1

t_3 = y real+ t_2

x = t_3

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

visitE: $E \rightarrow E_1 + E_2$

结尾：判断E_1和E_2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发射类型转换指令

```
E.place = newTemp( );
if (E1.type == integer && E2.type == integer ) {
    emit (E.place, '=', E1.place, 'int+', E2.place);
    E.type = integer;
} else if (E1.type == integer && E2.type == real) {
    u = newTemp( );      emit (u, '=', 'inttoreal', E1.place);
    emit (E.place, '=', u, 'real+', E2.place);      E.type = real;
}
```

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

7.6 布尔表达式和控制流语句

- 布尔表达式：短路计算
- 控制流语句的翻译: 标号、回填技术
- switch的翻译优化
- 过程调用的中间代码格式与翻译

中间代码生成的主要任务

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

- 布尔表达式的作用
  - 计算逻辑值
  - 作为控制流语句中的条件
- 本节关联的布尔表达式文法

$B \rightarrow B$ or $B \mid B$ and $B \mid$ not $B \mid (\ B\ ) \mid E$ relop $E \mid$ true $\mid$ false

- 布尔表达式的计算
  - 完全计算：各子表达式都要被计算
  - 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

控制流语句的翻译

关联的控制流语句

$S \rightarrow$ if B then S_1

| if B then S_1 else S_2

| while B do S_1

| switch E begin case V_1: S_1 ...

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

default: S_n

end

| call id ($Elist$)

| S_1; S_2

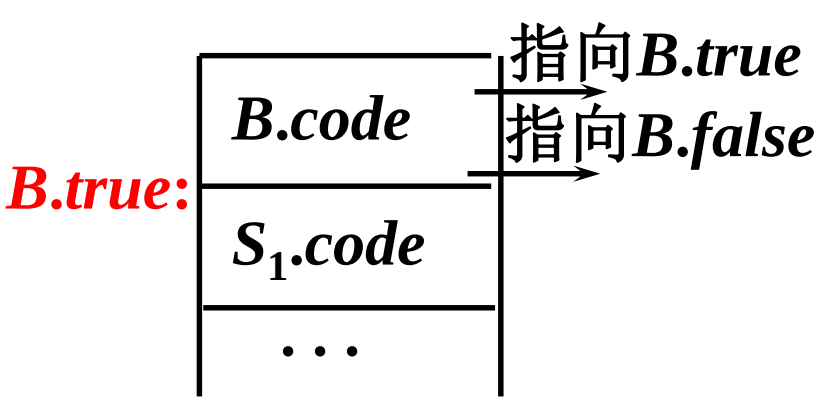
if 语句的中间代码布局

问题与对策

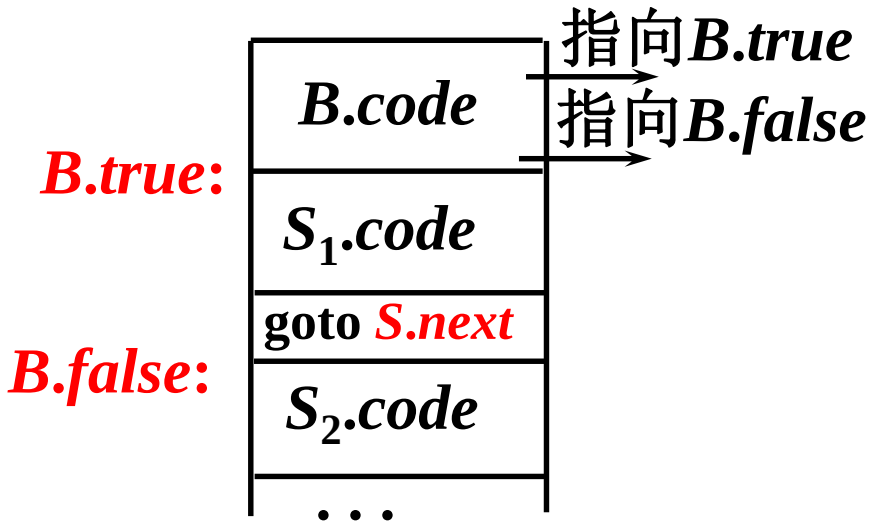
- *B*的短路计算中，需要知道其为真或假时的跳转目标
- *B*、S_1、S_2分别会发射多少条指令是不确定的

引入**标号**：先确定标号，在目标确定时发射**标号指令**

可调用newLabel( ) 产生新标号，**每条语句有*next* 标号**



(a) if-then



(b) if-then-else

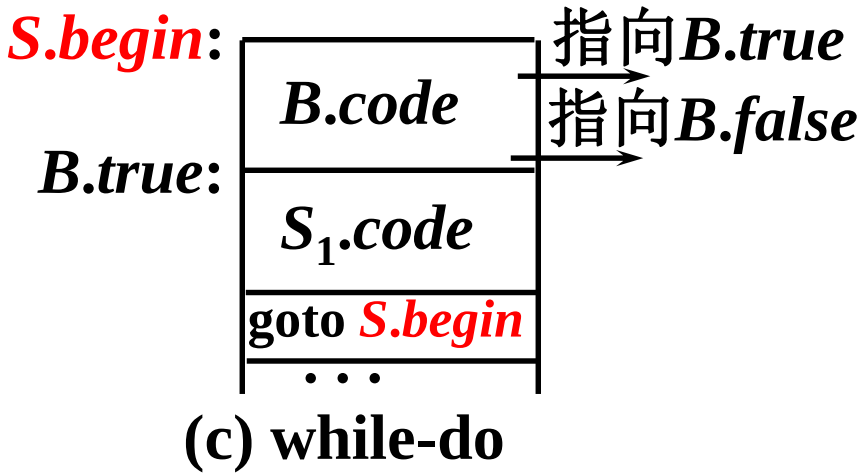
while语句和顺序结构

while循环语句的中间代码

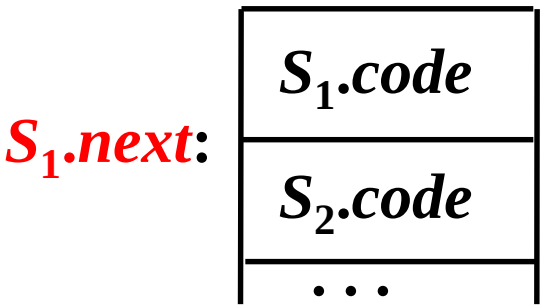
- 引入开始标号*S.begin*,作为循环的跳转目标

顺序结构

- 为每一语句S_1引入其后的下一条语句的标号$S_1.next$



(c) while-do



(d) S_1; S_2

if 语句的中间代码生成

问题与对策

- B的短路计算中，需要知道其为真或假时的跳转目标
- B、S_1、S_2分别会发射多少条指令是不确定的

引入**标号**：先确定标号，在目标确定时发射**标号指令**

可调用newLabel( ) 产生新标号

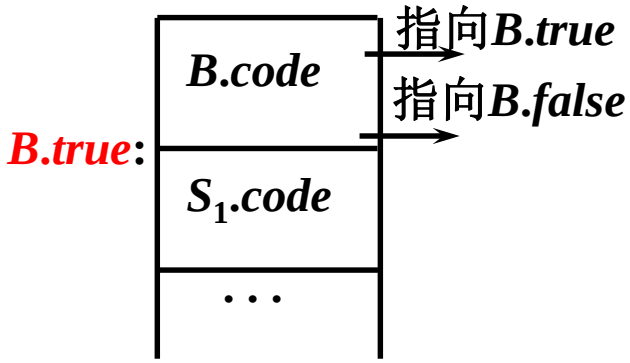
visitIft(B, S_1)：

访问B前： $B.true$ = *newLabel*();

$B.false$ = $x.next$; // 继承属性

进入S_1前： $S_1.next$ = $x.next$;

访问S_1后： $x.code$ = $B.code$ || *gen*($B.true$, ':') || $S_1.code$



(a) if-then

if 语句的中间代码生成

回填：仅使用综合属性

- 把跳转到同一个标号的指令放到同一张指令表中

  如，为*B*引入综合属性*truelist* 和 *falselist*分别收集要回填的跳转指令，为*S*引入*nextlist* 收集要回填的跳转指令

- 等目的标号确定时，再把它填到表中的各条指令中

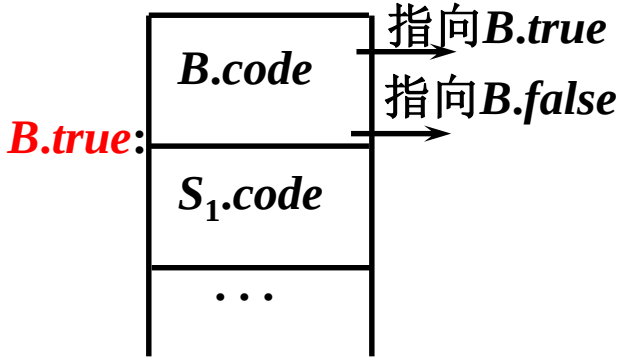
visitIft(B, S_1)：$S \rightarrow$ **if** B **then** S_1

准备访问S_1前：*instr* = *nextinstr*;

访问S_1后：

backPatch(*B.truelist*, *instr*); //回填

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



(a) if-then

if 语句的中间代码生成

visitIfte(B, S_1, S_2)　$S \rightarrow$ if B then S_1 else S_2　　（标号技术）

访问B前：　$B.true$ = *newLabel*(); 　$B.false$ = *newLabel*();

进入S_1前：　$S_1.next = x.next$;

进入S_2前：　$S_2.next = x.next$;

访问S_2后：　$x.code = B.code \,||\, gen(B.true, \text{‘:’}) \,||\, S_1.code \,||$

$gen(\text{‘goto’}, x.next) \,||\, gen(B.false, \text{‘:’}) \,||\, S_2.code$

if 语句的中间代码生成

visitIfte(B, S_1, S_2) $S \rightarrow$ if B then S_1 else S_2 （标号技术）

访问B前： *B.true* = *newLabel*(); *B.false* = *newLabel*();

进入S_1前： S_1.*next* = *x.next*;

进入S_2前： S_2.*next* = *x.next*;

访问S_2后： *x.code* = *B.code* || *gen*(*B.true*, ':') || S_1.*code* ||
gen('goto', *x.next*) || *gen*(*B.false*, ':') || S_2.*code*

回填

进入S_1前： *instr1* = *nextinstr*;

访问S_1后： *nextlist*=*makeList*(*nextinstr*); *emit*('goto _');

进入S_2前： *instr2* = *nextinstr*;

访问S_2后： *backPatch*(*B.truelist*, *instr1*); *backPatch*(*B.falselist*, *instr2*);

S.nextlist = *merge*(*merge*(S_1.*nextlist*, *nextlist*), S_2.*nextlist*);

while语句的中间代码生成

visitWhile(B, S_1) $S \rightarrow$ while B do S_1

访问while前： *x.begin = newLabel();*

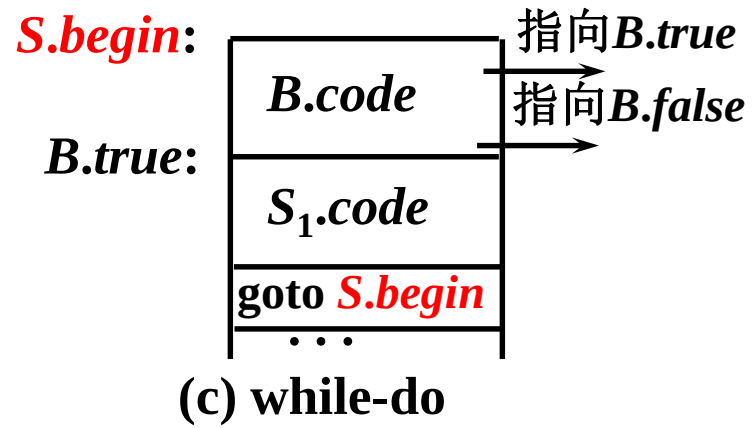
访问*B*前： *B.true = newLabel();*

B.false = x.next;

进入S_1前： S_1*.next = x.begin;*

访问S_1后： *x.code = gen(S.begin, ':') || B.code ||*

gen(B.true, ':') || S_1*.code || gen('goto', x.begin)*



(c) while-do

while语句的中间代码生成

visitWhile(B, S_1) $S \rightarrow$ while B do S_1

访问while前： *x.begin = newLabel();*

访问B前： *B.true = newLabel();*

B.false = x.next;

进入S_1前： S_1*.next = x.begin;*

访问S_1后： *x.code = gen(S.begin,* ‘:’) || *B.code* ||

gen(B.true, ‘:’) || S_1*.code* || *gen*(‘goto’, *x.begin*)

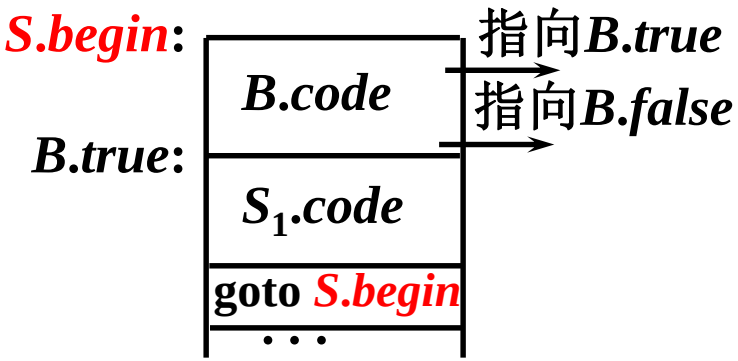
回填　进入B前： *instr1 = nextinstr;*

进入S_1前： *instr2 = nextinstr;*

访问S_1后： *backPatch*(S_1*.nextlist, instr1*);

backPatch(B.truelist, instr2);

S.nextlist = B.falselist; emit(‘goto’, *instr1*);



(c) while-do

布尔表达式的控制流翻译

如果B是$a < b$的形式，

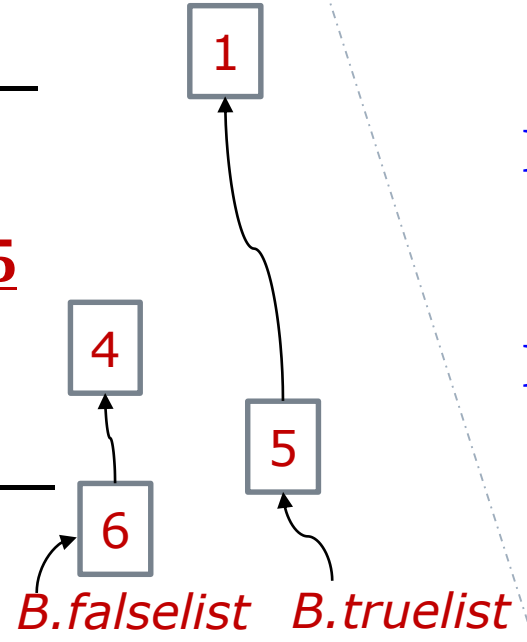
那么代码是：

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

goto $B.false$

基于回填链

1. if $a < b$ goto __
2. goto 3
3. if $c < d$ goto 5
4. goto ___
5. if $e < f$ goto ___
6. goto ___



例　表达式 B

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

的代码是：

基于标号

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}

多了标号语句的存储开销

布尔表达式的翻译

visitLOr(B_1, B_2) $B \rightarrow B_1$ or B_2（标号技术）

访问B_1前： $B_1.true = x.true$; $B_1.false = newLabel()$;

访问B_2前： $B_2.true = x.true$; $B_2.false = x.false$;

访问B_2后： $x.code = B_1.code \parallel gen(B_1.false, ':') \parallel B_2.code$

visitLNot(B_1) $B \rightarrow$ not B_1（标号技术）

访问not前： $B_1.true = x.false$; $B_1.false = x.true$;

访问B_1后： $x.code = B_1.code$

布尔表达式的翻译

visitLAnd(B_1, B_2) $B \rightarrow B_1$ and B_2（标号技术）

访问B_1前： $B_1.true = newLabel(); B_1.false = x.false;$

访问B_2前： $B_2.true = x.true; B_2.false = x.false;$

访问B_2后： $x.code = B_1.code \,||\, gen(B_1.true, ':') \,||\, B_2.code$

visitLPara(B_1) $B \rightarrow (B_1)$（标号技术）

访问(前： $B_1.true = x.true; B_1.false = x.false;$

访问)后： $x.code = B_1.code$

布尔表达式的翻译

exitLRel(relop, E_1, E_2) $B \rightarrow E_1$ relop E_2（标号技术）

访问E_2后： $x.code = E_1.code \,||\, E_2.code$

$|| \; gen(\text{'if'}, E_1.place, \text{relop}.op, E_2.place, \text{'goto'}, x.true)$

$|| \; gen(\text{'goto'}, x.false)$

exitLTrue $B \rightarrow$ true（标号技术）

访问true后： $x.code = gen(\text{'goto'}, x.true)$

exitLFalse $B \rightarrow$ false（标号技术）

访问false后： $x.code = gen(\text{'goto'}, x.false)$

布尔表达式的翻译(回填)

$B \rightarrow B_1$ or M B_2 { *backPatch*(B_1.*falselist*, *M*.*instr*);
B.*falselist* = B_2.*falselist*;
B.*truelist* = *merge*(*B*1.*truelist*, *B*2.*truelist*);}

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

$B \rightarrow B_1$ and M B_2 { *backPatch*(B_1.*truelist*, *M*.*instr*);
B.*truelist* = B_2.*truelist*;
B.*falselist*=*merge*(B_1.*falselist*, B_2.*falselist*); }

$B \rightarrow$ not B_1 { *B*.*truelist* = B_1.*falselist*;
B.*falselist* = B_1.*truelist*; }

布尔表达式的翻译(回填)

$B \rightarrow (\ B_1\ )$ { $B.truelist = B_1.truelist$;
$B.falselist = B_1.falselist$; }

$B \rightarrow E_1$ relop E_2 { $B.truelist$ = *makeList*(*nextinstr*);
$B.falselist$ = *makeList*(*nextinstr*+1);
emit('if', $E_1.place$, relop.*op*, $E_2.place$, 'goto _');
emit('goto _'); }

$B \rightarrow$ true { $B.truelist$ = *makeList*(*nextinstr*);
$B.falselist$ = null; *emit*('goto _'); }

$B \rightarrow$ false { $B.falselist$ = *makeList*(*nextinstr*);
$B.truelist$ = null; *emit*('goto _'); }

switch语句的翻译

```
switch E
    begin
        case V1: S1
        case V2: S2
        . . .
        case Vn-1: Sn-1
        default: Sn
    end
```

注意：这里S_i执行后就退出switch，相当于C语言中每个case处理后有break

分支数较少时

```
    t = E的代码
    if t != V1 goto L1
        S1的代码
        goto next
L1: if t != V2 goto L2
        S2的代码
        goto next
L2: . . .
Ln-2: if t != Vn-1 goto Ln-1
        Sn-1的代码
        goto next
Ln-1: Sn的代码
next:
```

当要多次判断 t 的值时，由于跳转目标不是邻近的语句，代码的局部性不好，会引起比较多的 cache miss
➔代码性能不高

switch语句的翻译

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

多次判断 t 的值的代码是邻近的
➔改善代码的局部性，降低cache miss
➔代码性能好

switch语句的翻译

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 V1        L1
        case V2        L2
        . . .
        case Vn-1      Ln-1
        case  t        Ln
next:
```

代码生成器可做两种优化：

- 用二分查找确定该执行的分支
- 建立入口地址表，直接找到该执行的分支

（例子见第244页习题8.8）

switch语句的翻译：习题8.8


```
int i;
i=50;
switch(i*i){
    case 10: i=10; break;
    case 80: i=80; break;
    case 50: i=50; break;
    case 70: i=70; break;
    case 20: i=20; break;
    default: i=40;
}
switch(i*i){
    case 7: i=7; break;
    case 1: i=1; break;
    case 6: i=6; break;
    case 9: i=9; break;
    case 5: i=5; break;
    case 10: i=10; break;
    case 2: i=2; break;
    default: i=40;
}
```

二分查找

```
movl $50,-4(%ebp)
movl -4(%ebp),%eax
imull -4(%ebp),%eax
cmpl $50,%eax
je .L5
cmpl $50,%eax
jg .L10
cmpl $10,%eax
je .L3
cmpl $20,%eax
je .L7
jmp .L8
```

```
.L10:
    cmpl $70,%eax
    je .L6
    cmpl $80,%eax
    je .L4
    jmp .L8
    .p2align 4,,7
.L3:
    movl $10,-4(%ebp)
    jmp .L2
    .p2align 4,,7
.L4:
    movl $80,-4(%ebp)
    jmp .L2
    .p2align 4,,7
.L5:
    movl $50,-4(%ebp)
    jmp .L2
    .p2align 4,,7
.L6:
    movl $70,-4(%ebp)
    jmp .L2
    .p2align 4,,7
.L7:
    movl $20,-4(%ebp)
    jmp .L2
    .p2align 4,,7
.L8:
    movl $40,-4(%ebp)
```

switch语句的翻译：习题8.8

```
int i;
i=50;
switch(i*i){
    case 10: i=10; break;
    case 80: i=80; break;
    case 50: i=50; break;
    case 70: i=70; break;
    case 20: i=20; break;
    default: i=40;
}
switch(i*i){
    case 7: i=7; break;
    case 1: i=1; break;
    case 6: i=6; break;
    case 9: i=9; break;
    case 5: i=5; break;
    case 10: i=10; break;
    case 2: i=2; break;
    default: i=40;
}
```

建立入口地址表

```
L2:
    movl -4(%ebp),%edx
    imull -4(%ebp),%edx
    leal -1(%edx),%eax
    cmpl $9,%eax
    ja .L19
    movl .L20(,%eax,4),%eax
    jmp *%eax
    …
L20:
    .long .L13
    .long .L18
    .long .L19
    .long .L19
    .long .L16
    .long .L14
    .long .L12
    .long .L19
    .long .L15
    .long .L17
```

计算i*i-1

直接找到该执行的分支

过程调用的翻译

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

$Elist \rightarrow Elist, E$

$Elist \rightarrow E$

过程调用id(E_1, E_2, …, 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

exitSCall(id, *Elist*) *S* → call id (*Elist*)

结尾：

foreach *E* in *Elist* *emit*('param', *E.place*);

***emit*('call', id.*place*, *n*);**

Elist* → *Elist*, *E

结尾：把*E.place*放入队列末尾

Elist* → *E

结尾：将队列初始化，并让它仅含*E.place*

例题1

Pascal语言的标准将for语句

for v := initial to final do stmt

能否定义成和下面的代码序列有同样的含义？

```
begin
    t1 := initial; t2 := final;
    v := t1;
    while v <= t2 do begin
        stmt; v := succ(v)
    end
end
```

例题1

Pascal语言的标准将for语句

for v := initial to final do stmt

能否定义成和下面的代码序列有同样的含义？

```
begin
    t1 := initial; t2 := final;
    v := t1;
    while v <= t2 do begin
        stmt; v := succ(v)
    end
end
```

final为最大整数时，
succ(final)会导致越界错误

例题1

Pascal语言的标准将for语句

for v := initial to final do stmt

的中间代码结构如下:

t_1 = initial
t_2 = final
if $t_1 > t_2$ goto L1
v = t_1
L2: stmt
if v == t_2 goto L1
v = v + 1
goto L2
L1:

例题2

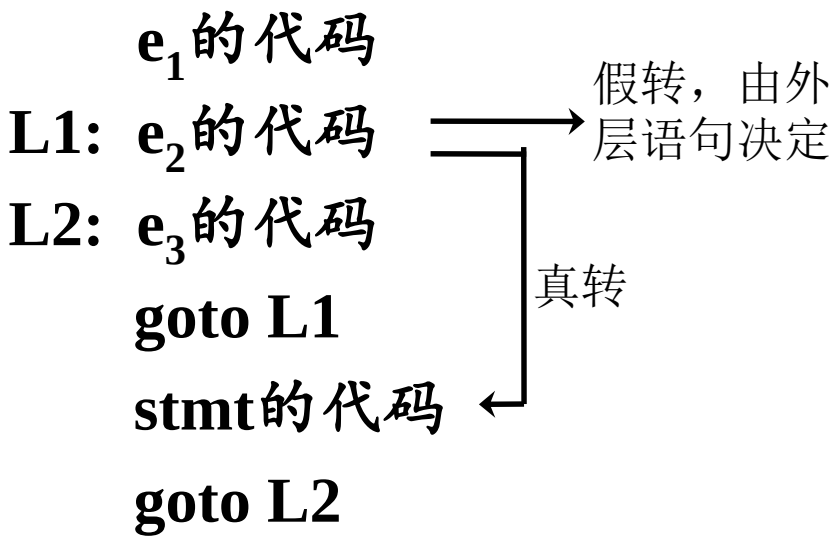
C语言的for语句有下列形式

for (e_1;e_2;e_3) stmt

它和

e_1;
while (e_2)do begin
    stmt;
    e_3;
end

有同样的语义



例题3

- **Pascal语言**

  var a,b : array[1..100] of integer;

  a:=b // 允许数组之间赋值

  也允许在相同类型的记录之间赋值

- **C语言**

  数组类型不行，结构体类型可以

为这种赋值选用或设计一种三地址语句，它要便于生成目标代码

答：仍然用中间代码复写语句 x = y，在生成目标代码时，必须根据它们类型的size，产生一连串的值传送指令

中国科学技术大学

University of Science and Technology of China

下期预告：代码生成