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

《编译原理和技术》

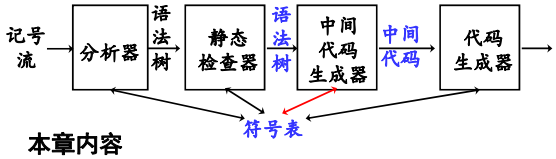
张昱

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

1. 中间语言

- 后缀形式、图形表示
- 三地址代码
- 静态单赋值
- LLVM IR

后缀表示

- 后缀表示不需要括号

  (8 – 5) + 2 的后缀表示是 8 5 –2 +

- 后缀表示的最大优点是便于计算机处理表达式

计算栈	输入串
	8 5 –2 +
8	5 –2 +
8 5	–2 +
3	2 +
3 2	+
5	

后缀表示

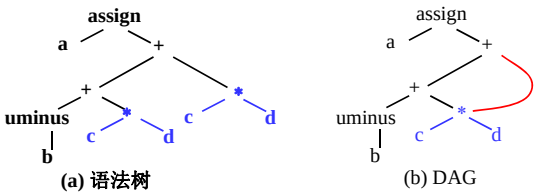
- 后缀表示不需要括号

  (8 – 5) + 2 的后缀表示是 8 5 –2 +

- 后缀表示的最大优点是便于计算机处理表达式
- 后缀表示的表达能力
  - 可以拓广到表示赋值语句和控制语句
  - 但很难用栈来描述控制语句的计算

图形表示

- 语法树是一种图形化的中间表示
- 有向无环图也是一种中间表示



a = (–b + c*d) + c*d的图形表示

图形表示

构造赋值语句语法树的语法制导定义

修改构造结点的函数可生成有向无环图

产 生 式	语 义 规 则
$S \rightarrow$ id $=E$	$S.nptr = mkNode$('assign', $mkLeaf$ (id, id.$entry$), $E.nptr$)
$E \rightarrow E_1 + E_2$	$E.nptr = mkNode$('+', $E_1.nptr$, $E_2.nptr$)
$E \rightarrow E_1 * E_2$	$E.nptr = mkNode$('*', $E_1.nptr$, $E_2.nptr$)
$E \rightarrow -E_1$	$E.nptr = mkUNode$('uminus', $E_1.nptr$)
$E \rightarrow (E_1)$	$E.nptr = E_1.nptr$
$F \rightarrow$ id	$E.nptr = mkLeaf$ (id, id.$entry$)

三地址代码

- 三地址代码(three-address code)

一般形式：$x = y\ op\ z$

例 表达式 $x + y * z$ 翻译成的三地址语句序列是

$t_1 = y * z$

$t_2 = x + t_1$

三地址代码

- 三地址代码是语法树或DAG的一种线性表示

例 a = (–b + c*d) + c*d

语法树的代码

$t_1 = -b$

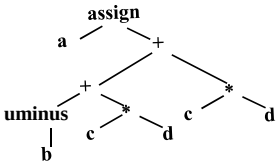
$t_2 = c * d$

$t_3 = t_1 + t_2$

$t_4 = c * d$

$t_5 = t_3 + t_4$

$a = t_5$

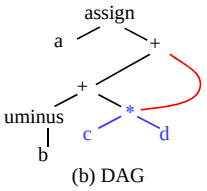


三地址代码

- 三地址代码是语法树或DAG的一种线性表示

例 a = (–b + c*d) + c*d

语法树的代码	DAG的代码
$t_1 = -b$	$t_1 = -b$
$t_2 = c * d$	$t_2 = c * d$
$t_3 = t_1 + t_2$	$t_3 = t_1 + t_2$
$t_4 = c * d$	$t_4 = t_3 + t_2$
$t_5 = t_3 + t_4$	$a = t_5$
$a = t_5$	



(b) DAG

三地址代码

- 常用的三地址语句
  - 赋值语句　$x = y\ op\ z$，　$x = op\ y$
  - 复写语句　$x = y$
  - 无条件转移　goto L
  - 条件转移　if x *relop* y goto L
  - 过程调用　param x 和call p , n
  - 过程返回　return y
  - 索引赋值　$x = y[i]$和 $x[i] = y$
  - 地址和指针赋值　$x = \&y$，$x = *y$ 和 $*x = y$

静态单赋值

- 静态单赋值形式(static single-assignment form)
  - 一种便于某些代码优化的中间表示
  - 和三地址代码的主要区别

所有赋值指令都是对不同名字的变量的赋值

三地址代码	静态单赋值形式
p = a +b	p_1 = a +b
q = p – c	$q_1 = p_1 - c$
p = q * d	$p_2 = q_1 * d$
p = e – p	$p_3 = e - p_2$
q = p + q	$q_2 = p_3 + q_1$

静态单赋值

- 静态单赋值形式(static single-assignment form)
  - 一种便于某些代码优化的中间表示
  - 和三地址代码的主要区别
    所有赋值指令都是对不同名字的变量的赋值
    一个变量在不同路径上都定值的解决办法
    if (flag) x = –1; else x = 1;
    y = x * a;

改成

if (flag) x_1 = –1; else x_2 = 1;
$x_3 = \phi(x_1, x_2)$; // 由flag的值决定用x_1还是x_2

LLVM IR

- 参考资料
  - LLVM IR参考手册 (http://llvm.org/docs/LangRef.html)
  - 教程(http://llvm.org/docs/tutorial/LangImpl03.html)
- 举例：bar(a) foo(a, 4.0) + bar(31337);

```
define double @bar(double %a) {
entry:
    %calltmp = call double @foo(double %a, double 4.000000e+00)
    %calltmp1 = call double @bar(double 3.133700e+04)
    %addtmp = fadd double %calltmp, %calltmp1
    ret double %addtmp
}
```


2. 基本块和控制流图

- 基本块
- 流图

基本块

- 程序举例

```
prod = 0;
i = 1;
do {
   prod = prod + a[i] * b[i];
   i = i +1;
} while (i <= 20);
```

(1)prod = 0
(2) i = 1
(3) $t_1 = 4 * i$
(4) $t_2 = a[t_1]$
(5) $t_3 = 4 * i$
(6) $t_4 = b[t_3]$
(7) $t_5 = t_2 * t_4$
(8) $t_6 = prod + t_5$
(9) prod = t_6
(10) $t_7 = i + 1$
(11) i = t_7
(12) if i <= 20 goto (3)

基本块和流图

- 基本块
  连续的语句序列，控制流从它的开始进入，并从它的末尾离开，没有停止或分支的可能性（末尾除外）
- 流图(flow graph)
  用有向边表示基本块之间的控制流信息，基本块作为结点

(1)prod = 0
(2) i = 1
(3) $t_1 = 4 * i$
(4) $t_2 = a[t_1]$
(5) $t_3 = 4 * i$
(6) $t_4 = b[t_3]$
(7) $t_5 = t_2 * t_4$
(8) $t_6 = prod + t_5$
(9) prod = t_6
(10) $t_7 = i + 1$
(11) i = t_7
(12) if i <= 20 goto (3)

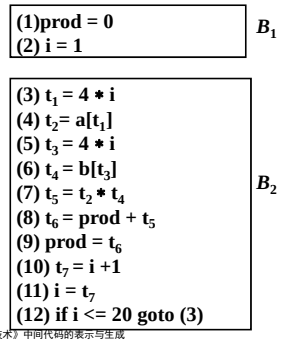
基本块的划分

- 划分方法
  - 首先确定所有入口语句
    - 序列的第一个语句
    - 能由(无)条件转移语句转到的语句
    - 紧跟在(无)条件转移语句后面的语句
  - 每个入口语句到下一个入口语句之前（或到程序结束）的语句序列构成一个基本块

(1)prod = 0
(2) i = 1
(3) $t_1 = 4 * i$
(4) $t_2 = a[t_1]$
(5) $t_3 = 4 * i$
(6) $t_4 = b[t_3]$
(7) $t_5 = t_2 * t_4$
(8) $t_6 = prod + t_5$
(9) prod = t_6
(10) $t_7 = i + 1$
(11) i = t_7
(12) if i <= 20 goto (3)

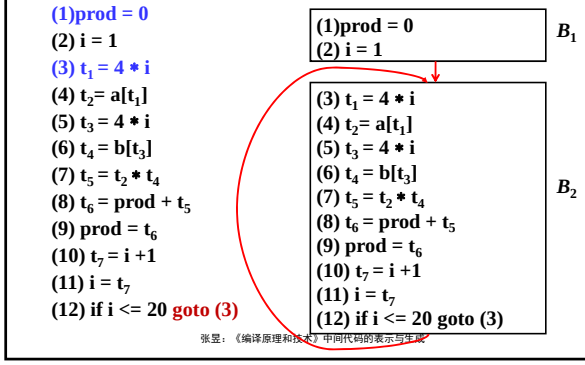
流图

(1)prod = 0
(2) i = 1
(3) $t_1 = 4 * i$
(4) $t_2 = a[t_1]$
(5) $t_3 = 4 * i$
(6) $t_4 = b[t_3]$
(7) $t_5 = t_2 * t_4$
(8) $t_6 = prod + t_5$
(9) prod = t_6
(10) $t_7 = i + 1$
(11) i = t_7
(12) if i <= 20 goto (3)



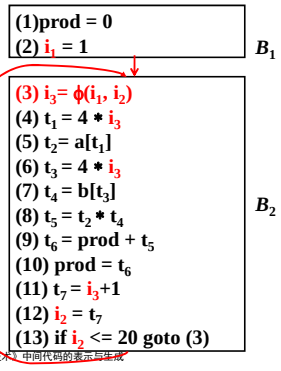
流图

(1)prod = 0
(2) i = 1
(3) $t_1 = 4 * i$
(4) $t_2 = a[t_1]$
(5) $t_3 = 4 * i$
(6) $t_4 = b[t_3]$
(7) $t_5 = t_2 * t_4$
(8) $t_6 = prod + t_5$
(9) prod = t_6
(10) $t_7 = i + 1$
(11) i = t_7
(12) if i <= 20 goto (3)



流图(变换成 SSA 格式)

(1)prod = 0
(2) $i_1 = 1$
(3) $i_3 = \phi(i_1, i_2)$
(4) $t_1 = 4 * i_3$
(5) $t_2 = a[t_1]$
(6) $t_3 = 4 * i_3$
(7) $t_4 = b[t_3]$
(8) $t_5 = t_2 * t_4$
(9) $t_6 = prod + t_5$
(10) prod = t_6
(11) $t_7 = i_3 + 1$
(12) $i_2 = t_7$
(13) if i_2 <= 20 goto (3)



3. 中间代码生成概述

- 方法和关键问题
- 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：理解分析器的运转机制、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、enter/exit接口及实现
  - 如实验2 的任务

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

4. 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*　　相对地址初始化为0

$D \rightarrow D$; D

$D \rightarrow$ id : T　　{*enter* (id.*lexeme*, *T.type*, *offset*);
offset = *offset* + *T.width* }　　更新符号表信息

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

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

$T \rightarrow$ array [num] of T_1　　类型=>字宽
{*T.type* = *array* (num.*val*, T_1.*type*);
T.width = num.*val* × T_1.width}

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

仅有主过程时的翻译

基于树访问的代码生成　　enterP时处理

$P \rightarrow$ {*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}

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

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

- 所讨论语言的文法

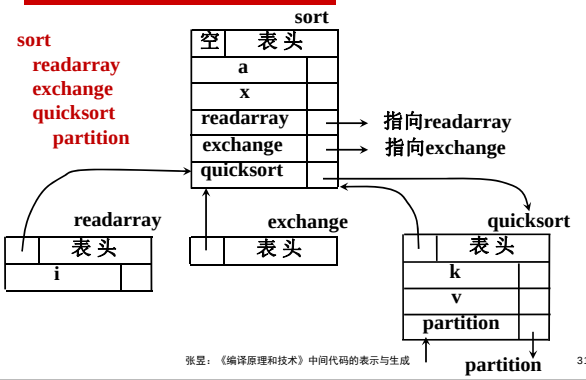
  P → *D*; *S*

  D → *D* ; *D* | id : *T* |
  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



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:…;
```

P186,图6.14
(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*

tblptr：符号表栈
offset：偏移量栈

enterP：*t* = *mkTable* (*nil*); *push*(*t*, *tblptr*); *push* (0, *offset*)
visitD：
1) id : *T*：更新符号表中id对应的条目
enter(*top*(*tblptr*), id.*lexeme*, *T.type*, *top*(*offset*));
top(*offset*) = *top*(*offset*) + *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*

tblptr：符号表栈
offset：偏移量栈

enterP：*t* = *mkTable* (*nil*); *push*(*t*, *tblptr*); *push* (0, *offset*)
visitD：
1) id : *T*：更新符号表中id对应的条目
2) proc id ; *D*; *S*:
访问*D*前：新建该过程的符号表，进入该过程的作用域
t=*mkTable*(*top*(*tblptr*)); *push*(*t*,*tblptr*);*push*(0, *offset*)

声明语句的处理

$P \rightarrow D; S$
$D \rightarrow D\ ;\ D \mid \text{id} : T \mid$
proc id ; *D* ; *S*

tblptr：符号表栈
offset：偏移量栈

enterP：*t* = *mkTable* (*nil*); *push*(*t*, *tblptr*); *push* (0, *offset*)
visitD：
1) id : *T*：更新符号表中id对应的条目
2) proc id ; *D*; *S*:
访问*D*前：新建该过程的符号表，进入该过程的作用域
访问*S*后：将该过程符号信息插入到父符号表，退出作用域
t = *top*(*tblptr*); *addWidth*(*t*, *top*(*offset*));
pop(*tblptr*); *pop*(*offset*); *enterProc*(*top*(*tblptr*), 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*

tblptr：符号表栈
offset：偏移量栈

enterP：*t* = *mkTable* (*nil*); *push*(*t*, *tblptr*); *push* (0, *offset*)
visitD：
1) id : *T*：更新符号表中id对应的条目
2) proc id ; *D*; *S*:
exitP：
addWidth (*top* (*tblptr*), *top* (*offset*)); *pop*(*tblptr*); *pop* (*offset*)

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

visitT: record *D* end

访问*D*之前：建立符号表，进入作用域

t = *mkTable*(*nil*); *push*(*t*, *tblptr*); *push*(0, *offset*)

结尾：设置记录的类型表达式和宽度，退出作用域

T.type = *record* (*top*(*tblptr*));

T.width = *top*(*offset*); *pop*(*tblptr*); *pop*(*offset*)

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

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

visitS: id := *E*

结尾：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* != *nil* then *emit* (*p*, ‘=’, *E.place*) else *error*

visitE:

$E \rightarrow E_1 + E_2$ 结尾：发射加法指令

E.place = *newTemp*();

emit (*E.place*, ‘=’, E_1.*place*, ‘+’, E_2.*place*)

赋值语句的中间代码生成

- 关联的文法

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

visitE:

$E \rightarrow E_1 + E_2$ 结尾：发射加法指令

$E \rightarrow$ - E_1 结尾：发射负号运算指令

E.place = *newTemp*();

emit (*E.place*, ‘=’, uminus, E_1.*place*)

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

$E \rightarrow$ id 结尾：获取id的地址并作为E的场所

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

if *p* != *nil* then *E.place* = *p* else *error*

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

$S \rightarrow L := E$　　$L \rightarrow$ id [*Elist*] | 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：$L \rightarrow Elist$] | id　$Elist \rightarrow$ id [$E \mid Elist, E$

$Elist \rightarrow$ 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，达到边分析边计算的目的

数组元素的访问处理

- 关联的文法

基于树来生成会简单多了，不用改写文法

$S \rightarrow L := E$　　$L \rightarrow$ id [*Elist*] | id　　$Elist \rightarrow Elist, E \mid E$

visitL：$L \rightarrow$ 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*, *m*));

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

结尾: *L.place* = *newTemp*(); *ndim* ++;

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

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

visitE：$E \rightarrow L$

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

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

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

visitS：$S \rightarrow L := E$

结尾: 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 (*E*$_1$.*type* == *integer* && *E*$_2$.*type* == *integer*) {

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

E.type = integer;

} else if (*E*$_1$.*type* == *integer* && *E*$_2$.*type* == *real*) {

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

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

}

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

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

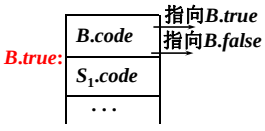
Elist $\rightarrow$ *Elist*, $E \mid E$

if 语句的中间代码布局

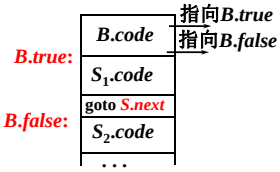
- 问题与对策
  - B的短路计算中，需要知道其为真或假时的跳转目标
  - B、S_1、S_2分别会发射多少条指令是不确定的

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



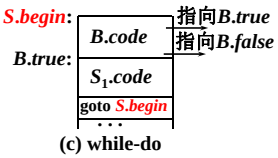
(a) if-then



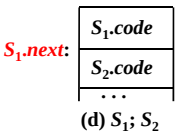
(b) if-then-else

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

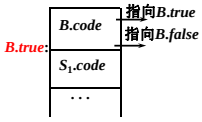
visitIf-then：

访问B前：$B.true = newLabel()$;

$B.false = S.next$; // 继承属性

进入S_1前：$S_1.next = S.next$;

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



(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

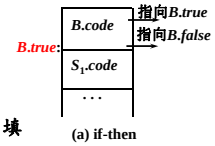
visitIf-then：$S \rightarrow$ if B then S_1

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

$S \rightarrow$ 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：$S_1.next = S.next$;

进入S_2前：$S_2.next = S.next$;

访问S_2后：$S.code = B.code \| gen(B.true, ':') \| S_1.code \|$

$gen('goto', S.next) \| gen(B.false, ':') \| S_2.code$

if 语句的中间代码生成

$S \rightarrow$ 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：$S_1.next = S.next$;

进入S_2前：$S_2.next = S.next$;

访问S_2后：$S.code = B.code \| gen(B.true, ':') \| S_1.code \|$

$gen('goto', S.next) \| gen(B.false, ':') \| S_2.code$

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

$S \rightarrow$ while B do S_1

访问while前：$S.begin = newLabel()$;

访问B前：$B.true = newLabel()$;

$B.false = S.next$;

进入S_1前：$S_1.next = S.begin$;

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

$gen(B.true, ':') \| S_1.code \| gen('goto', S.begin)$

(c) while-do

while语句的中间代码生成

$S \rightarrow$ while B do S_1

访问while前：$S.begin = newLabel()$;

访问B前：$B.true = newLabel()$;

$B.false = S.next$;

进入S_1前：$S_1.next = S.begin$;

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

$gen(B.true, ':') \| S_1.code \| gen('goto', S.begin)$

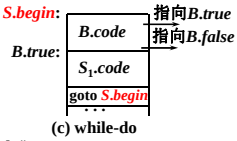
回填 进入B前：$instr1 = nextinstr$;

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 $B.false$

例　表达式

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

的代码是：

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}

布尔表达式的翻译

$B \rightarrow B_1$ or B_2（标号技术）

访问B_1前：$B_1.true = B.true$; $B_1.false = newLabel()$;
访问B_2前：$B_2.true = B.true$; $B_2.false = B_1.false$;
访问B_2后：$B.code = B_1.code \parallel gen(B_1.false, ':') \parallel B_2.code$

$B \rightarrow$ not B_1（标号技术）

访问not前：$B_1.true = B.false$; $B_1.false = B.true$;
访问B_1后：$B.code = B_1.code$

布尔表达式的翻译

$B \rightarrow B_1$ and B_2（标号技术）

访问B_1前：$B_1.true = newLabel()$; $B_1.false = B.false$;
访问B_2前：$B_2.true = B.true$; $B_2.false = B.false$;
访问B_2后：$B.code = B_1.code \parallel gen(B_1.true, ':') \parallel B_2.code$

$B \rightarrow (B_1)$（标号技术）

访问(前：$B_1.true = B.true$; $B_1.false = B.false$;
访问)后：$B.code = B_1.code$

布尔表达式的翻译

$B \rightarrow E_1$ relop E_2（标号技术）

访问E_2后：$B.code = E_1.code \parallel E_2.code \parallel$
$gen('if', E_1.place, relop.op, E_2.place, 'goto', B.true) \parallel gen('goto', B.false)$

$B \rightarrow$ true（标号技术）

访问true后：$B.code = gen('goto', B.true)$

$B \rightarrow$ false（标号技术）

访问false后：$B.code = gen('goto', B.false)$

布尔表达式的翻译(回填)

$B \rightarrow B_1$ or M B_2 { $backPatch(B_1.falselist, M.instr)$;
$B.falselist = B_2.falselist$;
$B.truelist = merge(B1.truelist, B2.truelist)$;}
$M \rightarrow \varepsilon$ { $M.instr = nextinstr$; }
$B \rightarrow B_1$ 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 V_1: S_1
    case V_2: S_2
    . . .
    case V_{n-1}: S_{n-1}
    default: S_n
  end

分支数较少时

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

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	L_n: S_n的代码
goto test	goto next
L_1: S_1的代码	test: if t == V_1 goto L_1
goto next	if t == V_2 goto L_2
L_2: S_2的代码	. . .
goto next	if t == V_{n-1} goto L_{n-1}
. . .	goto L_n
L_{n-1}: S_{n-1}的代码	next:
goto next	

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 V_1 L_1
  case V_2 L_2
  . . .
  case V_{n-1} L_{n-1}
  case t L_n
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）

过程调用的翻译

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

S → call id (*Elist*)
结尾：
为长度为*n*的队列中的每个*E.place*，*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：

```
        t1 = initial
        t2 = final
        if t1 > t2 goto L1
        v = t1
L2:     stmt
        if v == t2 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

```
e1;
while (e2)do begin
        stmt;
        e3;
end
```

有同样的语义

```
        e1的代码
L1:     e2的代码 ——→ 假转，由外层语句决定
L2:     e3的代码 ——┐ 真转
        goto L1    |
        stmt的代码 ←┘
        goto L2
```


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