北京大学计算机学院

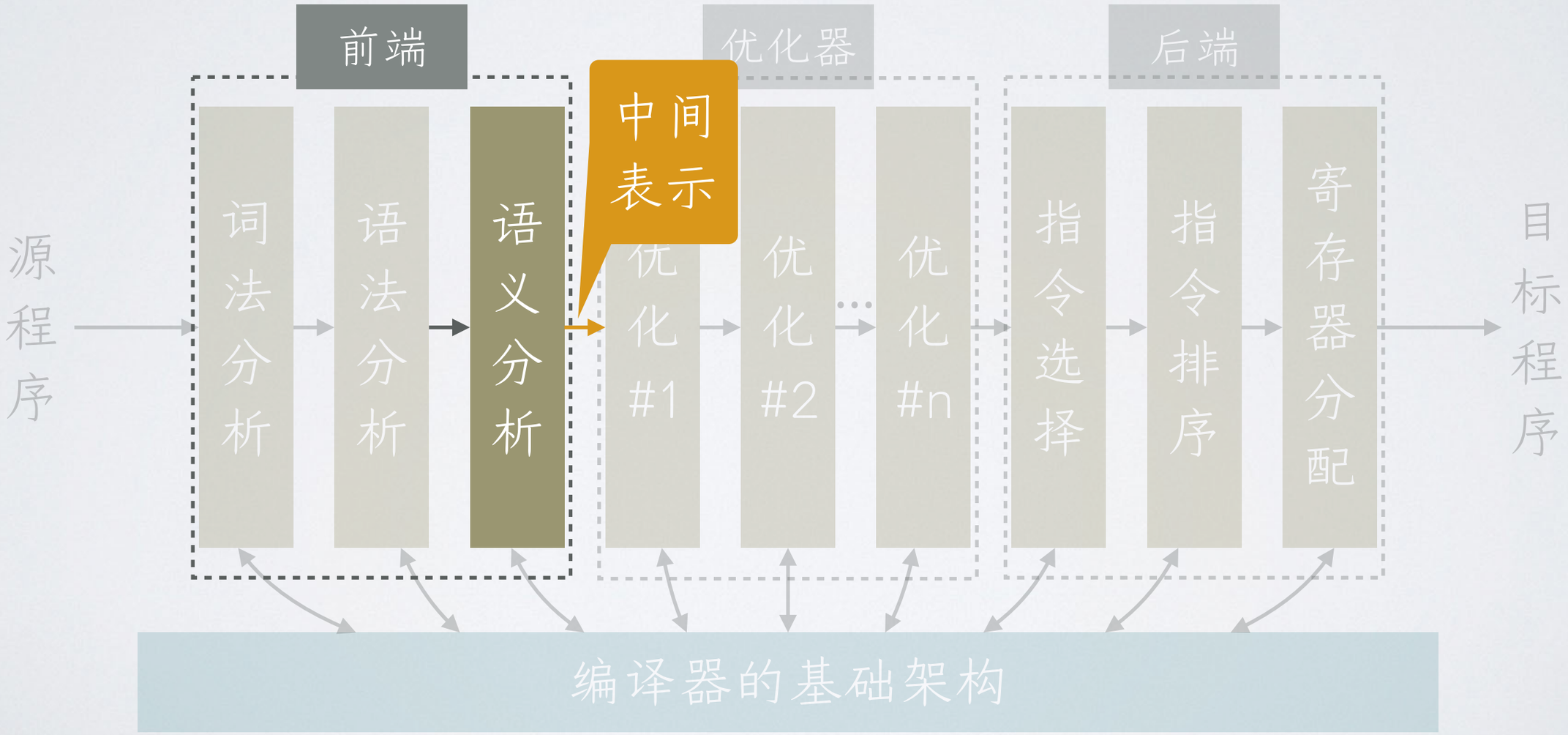
2026 年春季学期　　《编译原理(实验班)》

第十三讲　中间表示（进阶版）

Advanced Topics in Intermediate Representations

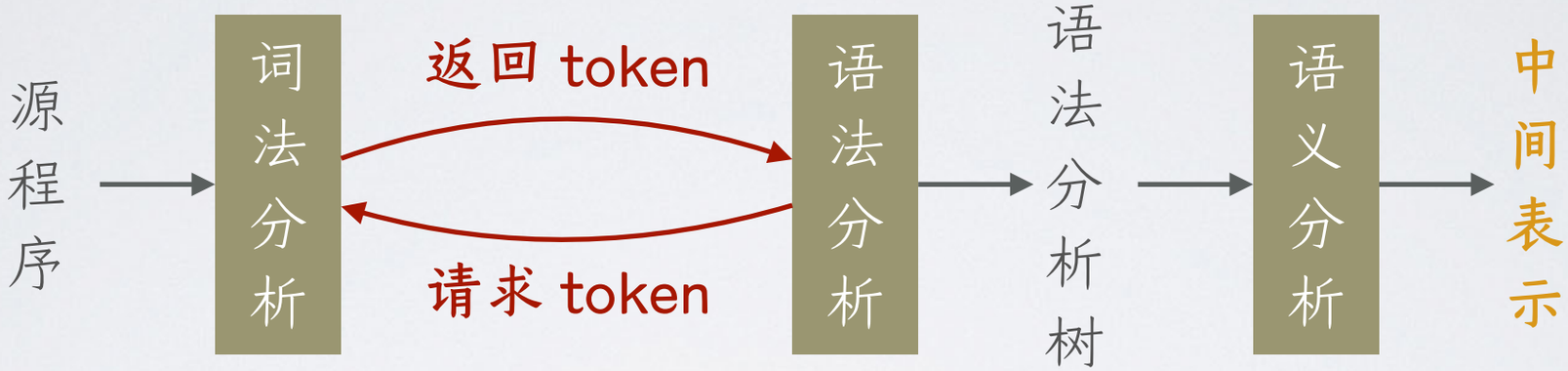
回顾：中间表示的作用

- 重点关注**语义分析**阶段输出的 IR
- 即：如何设计 IR 表示程序语义，如何通过语义分析生成 IR

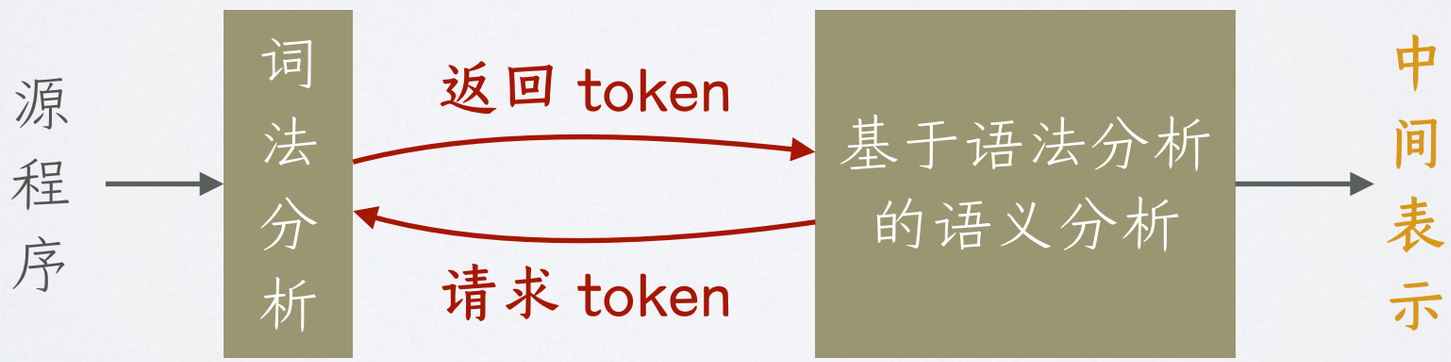


回顾：基于语法分析实现语义分析

- 如果分开实现语法和语义分析，后者可以通过遍历语法分析树来实现(通常可以使用深度优先遍历)



- 也可以实现为同步进行的语法、语义分析



主要内容

- 基于语法制导的翻译方案的中间表示生成
- 非三地址代码形式的中间表示的生成
- 静态单赋值形式(进阶版)
- Multi-Level IR (MLIR)

主要内容

- **基于语法制导的翻译方案的中间表示生成**
- 非三地址代码形式的中间表示的生成
- 静态单赋值形式(进阶版)
- Multi-Level IR (MLIR)

回顾：语法制导的翻译方案

- 把属性计算规则改写为计算属性值的**程序片段**，并用花括号{ }括起来，插入到产生规则**右侧**的任何合适的位置上
- 理解为深度优先遍历语法分析树时，何时执行程序片段

产生规则	语义动作
$Expr \rightarrow Expr_1 + Term$	{ print('+'); }
$Expr \rightarrow Term$	
$Term \rightarrow Term_1 * Factor$	{ print('*'); }
$Term \rightarrow Factor$	
$Factor \rightarrow (Expr)$	
$Factor \rightarrow$ INT	{ print(INT.lexeme); }

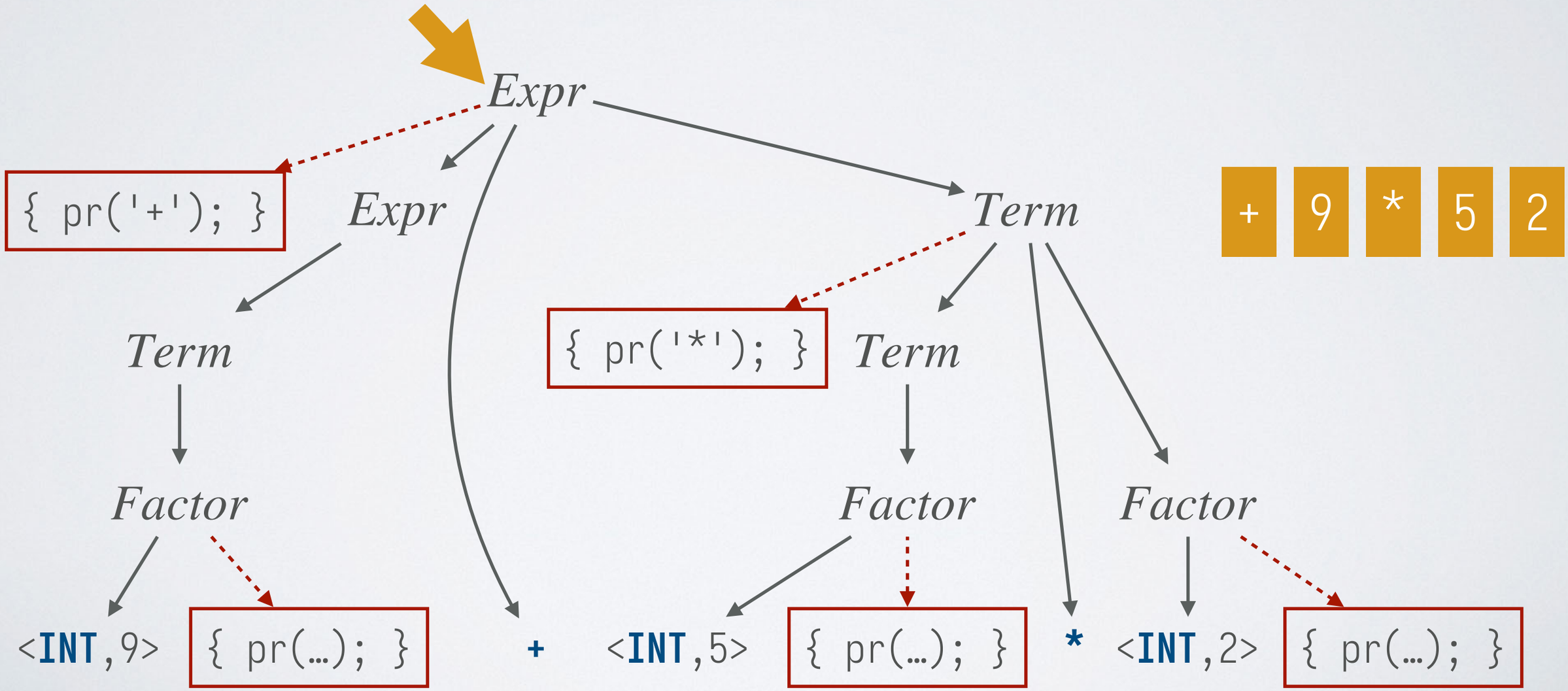
也可以写在一行上：

$Expr \rightarrow$ { print('+'); } $Expr_1 + Term$

回顾：语法制导的翻译方案

- 把属性计算规则改写为计算属性值的**程序片段**，并用花括号 { } 括起来，插入到产生规则**右侧**的任何合适的位置上

- 理解为深度优先遍历语法分析树时，何时执行程序片段



翻译表达式和赋值语句的 SDT

- 用 `...` 表示三地址代码，用 {...} 表示进行插值
  - 类似 Python 中的 f"Hello {name}"，字符串会代入变量 name 的值
- 属性 addr 表示表达式的值所在的地址，属性 code 表示翻译表达式或语句得到的三地址代码
- 用 || 把多个三地址代码块连接起来

	语义动作
$E \to \text{ID}$	{ E.addr = genv; }
$E \to \text{INT}$	{ E.addr = gencst(INT.intval); E.code = ``; }
$E \to E_1 + E_2$	{ E.addr = gentmp(); E.code = E_1.code || E_2.code || `{$E$.addr} = {$E_1$.addr} + {$E_2$.addr}`; }
$E \to (E_1)$	{ E.addr = E_1.addr; E.code = E_1.code; }
$S \to \text{ID} = E;$	{ S.code = E.code || `{genvar(ID.lexeme)} = {$E$.addr}`; }

genvar 函数为程序变量生成地址

gencst 函数为常量生成地址

gentmp 函数生成一个新的临时变量的地址

增量式翻译

- 属性 code 的计算有一定的冗余，特别是 || 连接操作
- on-the-fly 的生成策略：通过 SDT 的副作用生成三地址代码
  - 回顾：$S \to X\ Y\ \{\ a\ \}$ 意味着在处理完 X 和 Y 的动作之后再执行 a
- 用 emit 函数表示直接输出生成的三地址指令

产生规则	语义动作
$E \to$ ID	{ E.addr = genvar(ID.lexeme); }
$E \to$ INT	{ E.addr = gencst(INT.intval); }
$E \to E_1 + E_2$	{ E.addr = gentmp(); emit(`{$E$.addr} = {$E_1$.addr} + {$E_2$.addr}`); }
$E \to (E_1)$	{ E.addr = E_1.addr; }
$S \to$ ID = E ;	{ emit(`{genvar(ID.lexeme)} = {$E$.addr}`); }

翻译声明语句和语句块的 SDT

产生规则	语义动作
$S \to T$ ID ;	{ insert(ID.lexeme, T.type); S.code = `` ; }
$S \to \{$	{ push_scope(); }
L	{ pop_scope(); }
$\}$	{ S.code = L.code; }
$L \to \epsilon$	{ L.code = ``; }
$L \to L_1 S$	{ L.code = L_1.code || S.code; }
$T \to$ int	{ T.type = int; }
$T \to$ double	{ T.type = $double$; }

push_scope()

push_scope()

pop_scope()

pop_scope()

```
{ int n; int a; int b;
  n = 10; a = 1; b = 1;
  { int n;
    n = a + b;
    a = b;
    b = n;
  }
  n = n - 1;
}
```

支持更多的类型：结构体

- 结构体类型中有若干**字段的声明**
  - 其形式和处理方法跟声明语句差不多
- 设 pop_scope 函数会返回弹出的栈顶作用域，*struct* 函数通过作用域构造结构体类型的表达式

$$T ::= \cdots \mid \texttt{struct}\{D\}$$
$$D ::= \epsilon \mid T\ \texttt{ID}\ ;\ D$$

产生规则	语义动作
$T \to \texttt{struct}\{$ D $\}$	{ push_scope(); } { T.type = *struct*(pop_scope()); }
$D \to \epsilon$	
$D \to T\ \texttt{ID}\ ;$ D_1	{ insert(ID.lexeme, T.type); }

支持更多的类型：数组

- 计算数组类型的表达式和数组的**宽度(width)**
  - 相关信息可以记录在符号表中
  - 便于后续生成目标代码时进行存储空间的分配

基本类型

数组分量

$$T ::= T_B\, C$$

$$T_B ::= \texttt{int} \mid \texttt{double}$$

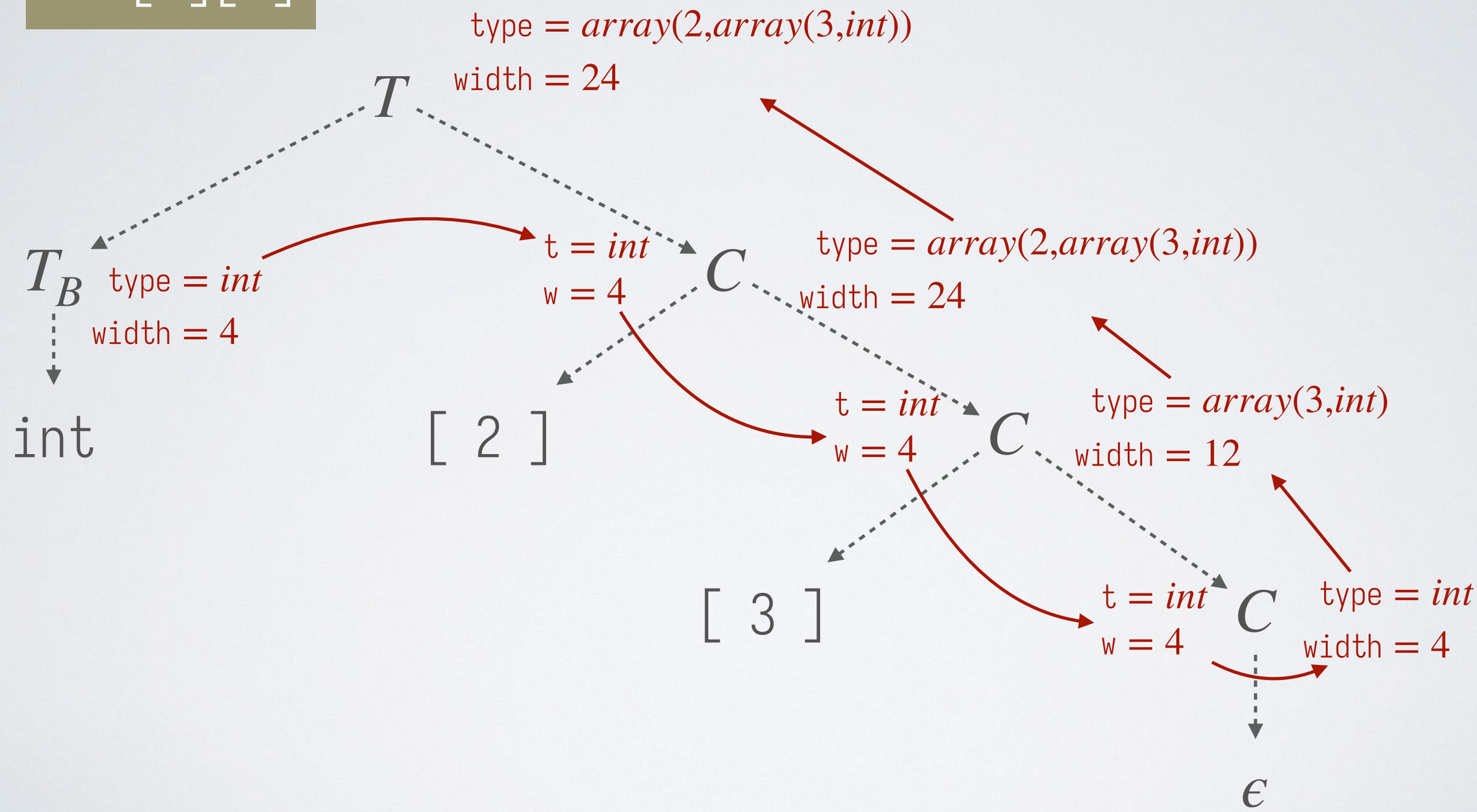
$$C ::= \epsilon \mid \texttt{[INT]}\, C$$

用继承属性 t 和 w 记录数组元素的类型和宽度

产生规则	
$T \rightarrow T_B$ C	{ C.t = T_B.type; C.w = T_B.width; } { T.type = C.type; T.width = C.width; }
$C \rightarrow \epsilon$	{ C.type = C.t; C.width = C.w; }
$C \rightarrow$ [INT] C_1	{ C_1.t = C.t; C_1.w = C.w; } { C.type = *array*(INT.intval, C_1.type); C.width = INT.intval * C_1.width; }
$T_B \rightarrow$ int	{ T_B.type = *int*; T_B.width = 4; }
$T_B \rightarrow$ double	{ T_B.type = *double*; T_B.width = 8; }

数组类型处理示例

int[2][3]



数组引用

- 处理数组引用的文法：
  - 数组引用：$R ::= R[E] \mid \texttt{ID}[E]$
  - 数组读取：$E ::= \cdots \mid R$
  - 数组赋值：$S ::= \cdots \mid R = E;$

- **问题：如何根据数组引用计算相对于数组基址的偏移？**

- 计算方法取决于数组的存储方式

数组寻址

- 假设数组元素被存放在连续的存储空间中
  - 一个数组长度为 n，元素从 0 到 $n-1$ 编号
  - 每个数组元素的宽度是 w，第 i 个元素的地址为 $base + i \times w$
  - $base$ 是分配给数组 A 的内存块的相对地址
- 推广到二维数组
  - 假设一行的宽度是 w_1，同一行中每个元素的宽度是 w_2
  - $A[i_1][i_2]$ 的相对地址为 $base + i_1 \times w_1 + i_2 \times w_2$

数组寻址

- **k 维数组**的寻址：假设数组按行存放，即首先存放 $A[0][i_2]\ldots[i_k]$，然后存放 $A[1][i_2]\ldots[i_k]$，…
  - 设 n_j 为第 j 维上数组元素的个数
  - w_j 为第 j 维的每个子数组元素的宽度
  - w_k 为每个数组元素的宽度：$w_k = w$
  - $w_{j-1} = n_j \times w_j$
- $A[i_1][i_2]\ldots[i_k]$ 的地址
  - $base + i_1 \times w_1 + i_2 \times w_2 + \ldots + i_k \times w_k$
  - 或者
  - $base + ((\ldots((i_1 \times n_2 + i_2) \times n_3 + i_3)\ldots) \times n_k + i_k) \times w$

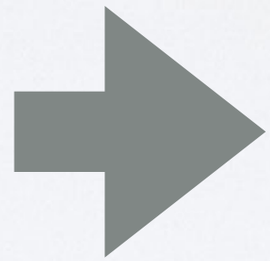
数组寻址

- 多维数组的存放方法
  - 前面描述的地址计算是基于**按行存放**的
  - 有的语言采取**按列存放**，例如 Fortran
- 有的语言中，数组元素的下标不一定从 0 开始
  - 比如 Pascal 语言中声明数组时可以指定下标区间
  - `VAR a: ARRAY [low..high] OF real;`
  - 求 $a[i]$ 的地址：$base + (i - low) \times w$
  - 可以在编译时刻预先计算 $base - low \times w$

数组引用的翻译

$$
\begin{aligned}
R &::= R[E] \mid \texttt{ID}[E] \\
E &::= \cdots \mid R \\
S &::= \cdots \mid R = E;
\end{aligned}
$$

```
int[2][3] a;
int[5] b;
...
a[i * j + k][l] = b[m - n];
```



```
t0 = i * j
t1 = t0 + k
t2 = t1 * 3
t3 = t2 + l
t4 = t3 * 4
t5 = m - n
t6 = t5 * 4
t7 = b [ t6 ]
a [ t4 ] = t7
```

翻译数组引用的 SDT

- 给 R 三个额外的综合属性：
  - R.addr 为一个保存数组偏移的地址
  - R.base 为数组的基地址
  - R.type 记录 R 对应的子数组的类型

$$R ::= R[E] \mid \texttt{ID}[E]$$
$$E ::= \cdots \mid R$$
$$S ::= \cdots \mid R = E;$$

例：*array*(2,*array*(3,*int*))

例：*array*(3,*int*)

产生规则	
$R \to \texttt{ID}[E]$	{ R.addr = E.addr; R.base = genvar(ID.lexeme); R.type = lookup(ID.lexeme).type.elem; R.code = E.code;
$R \to R_1[E]$	{ R.addr = gentmp(); R.base = R_1.base; R.type = R_1.type.elem; t = gentmp(); R.code = R_1.code ‖ E.code ‖ `{t} = {$R_1$.addr} * {$R_1$.type.len}` ‖ `{$R$.addr} = {t} + {$E$.addr}`; }
$E \to R$	{ E.addr = gentmp(); t = gentmp(); E.code = R.code ‖ `{t} = {$R$.addr} * {$R$.type.width}` ‖ `{$E$.addr} = {$R$.base} [ {t} ]`; }

例：*int*

例：3

例：4

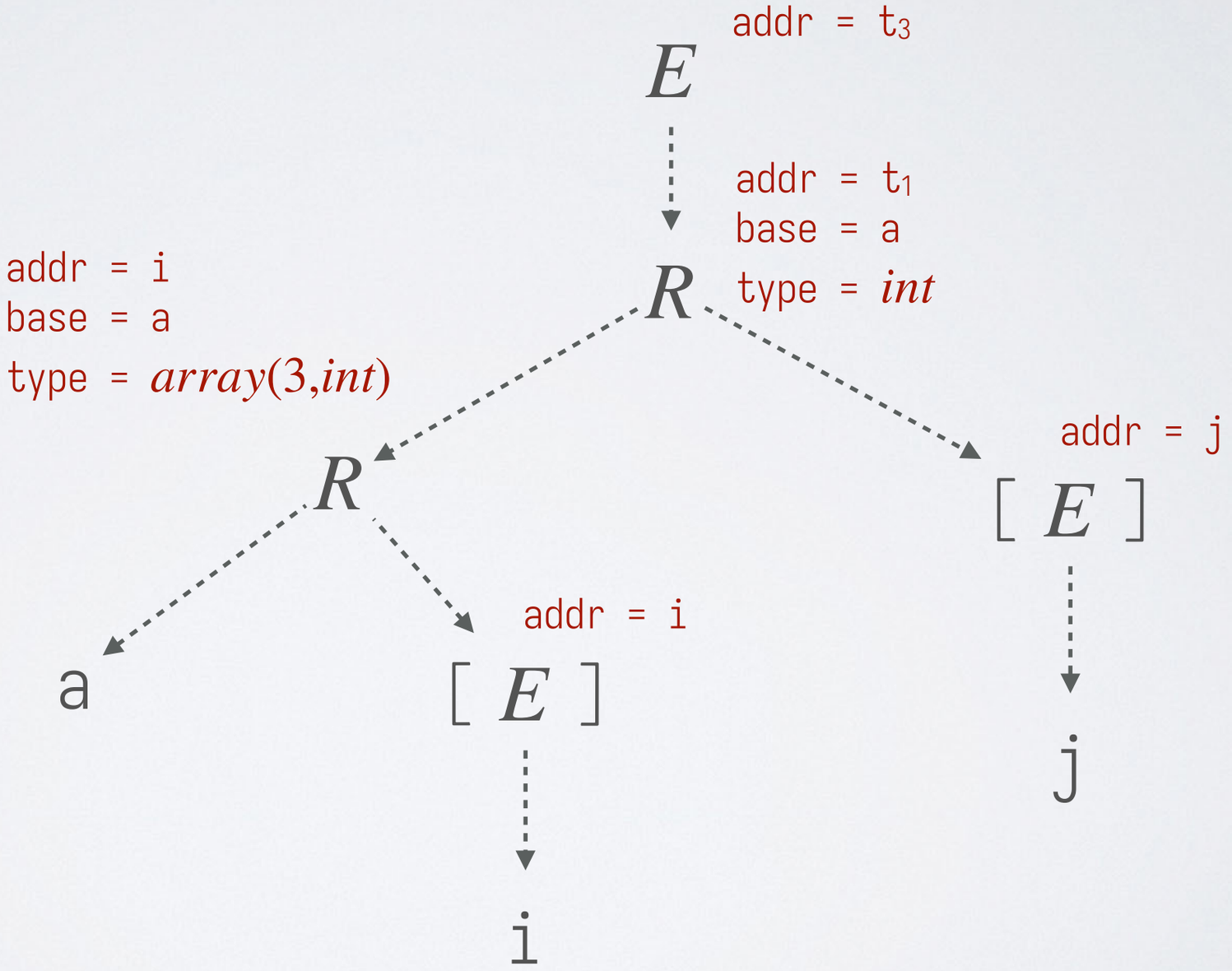
数组读取翻译示例

a 是 int[2][3] 的数组

- a 的类型是 $array(2,array(3,int))$
- a[i] 的类型是 $array(3,int)$

a[i][j]

```
t0 = i * 3
t1 = t0 + j
t2 = t1 * 4
t3 = a [ t2 ]
```



翻译数组引用的 SDT

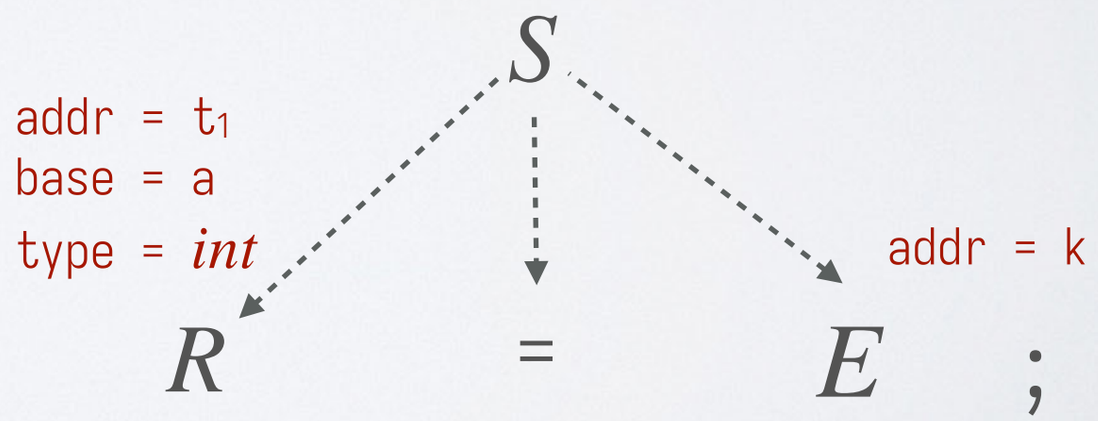
- 给 R 三个额外的综合属性:
  - R.addr 为一个保存数组偏移的地址
  - R.base 为数组的基地址
  - R.type 记录 R 对应的子数组的类型

$$R ::= R[E] \mid \texttt{ID}[E]$$
$$E ::= \cdots \mid R$$
$$S ::= \cdots \mid R = E;$$

产生规则	语义动作
$S \to R = E;$	{ t = gentmp(); S.code = R.code ‖ `{t} = {$R$.addr} * {$R$.type.width}` ‖ E.code ‖ `{$R$.base} [ {t} ] = {$E$.addr}`; }

a[i][j] = k;

```
t0 = i * 3
t1 = t0 + j
t2 = t1 * 4
a [ t2 ] = k
```



如何确定跳转指令的目标？

- 为布尔表达式和控制流语句生成三地址代码的关键问题：**某些跳转指令应该跳转到哪里？**

- 例如：`if` (B) S
  - 按照短路求值的翻译，B 的代码中有一些跳转指令在 B 为假时执行
  - 这些跳转指令的目标应该跳过 S 对应的代码
  - 生成这些指令时，S 的代码尚未生成，因此目标不确定
  - 如果通过语句的继承属性 S.`next` 来传递，当中间表示不允许符号标号时，则需要第二趟处理

- **问题：如何一趟处理完毕呢？**

回填

- 基本思想：考虑 `if` $(B)S$
  - 记录 B 的代码中跳转指令 `goto` S`.next`、`if … goto` S`.next` 的位置(比如在指令数组中的下标)，但暂不生成跳转目标
  - 这些位置被记录到 B 的综合属性 B`.falselist` 中
  - 当 S`.next` 的值确定时(即 S 的代码生成完毕时)，把 B`.falselist` 中的所有指令的目标都填上这个值
- **回填技术**
  - 生成跳转指令时暂时不指定跳转目标的标号，而是使用列表记录这些不完整的指令
  - 等知道确定的目标标号时再回过头去填写
  - **每个这样的列表中的指令都跳转到相同的目标**

布尔表达式的回填翻译

- 前面我们通过继承属性 B.true 和 B.false 记录跳转目标
- 为进行回填，我们转而使用两个综合属性：
  - B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
  - B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行

- 辅助函数：
  - makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
  - merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
  - backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

通过回填翻译布尔表达式的 SDT

产生规则	语义动作
$B \to$ true	{ B.truelist = makelist(nextinstr); B.falselist = NULL; emit(`goto _`); }
$B \to$ false	{ B.truelist = NULL; B.falselist = makelist(nextinstr); } emit(`goto _`); }
$B \to (B_1)$	{ B.truelist = B_1.truelist; B.falselist = B_1.falselist; }
$B \to !B_1$	{ B.truelist = B_1.falselist; B.falselist = B_1.truelist; }

- 采用增量式翻译，假设全局变量 nextinstr 记录下一条语句的序号
- 综合属性 B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
- 综合属性 B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行
- makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
- merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
- backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

通过回填翻译布尔表达式的 SDT

产生规则	语义动作
$B \to E_1 == E_2$	{ B.truelist = makelist(nextinstr); emit(`if {$E_1$.addr} == {$E_2$.addr} goto _`); B.falselist = makelist(nextinstr); emit(`goto _`); }

- 采用增量式翻译，假设全局变量 nextinstr 记录下一条语句的序号
- 综合属性 B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
- 综合属性 B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行
- makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
- merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
- backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

通过回填翻译布尔表达式的 SDT

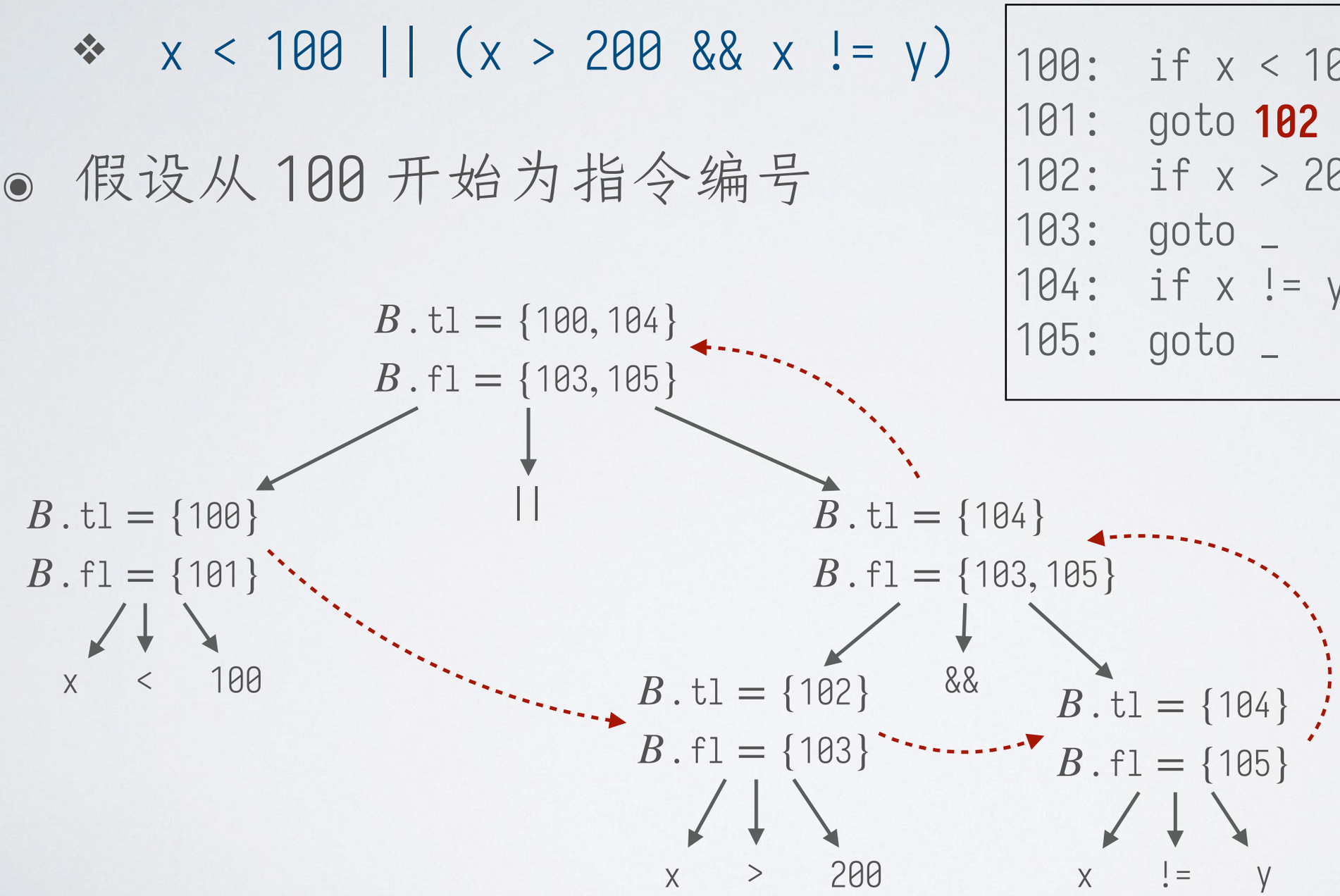
产生规则	语义动作
$B \to B_1$ && B_2	{ backpatch(B_1.truelist, nextinstr); } { B.truelist = B_2.truelist; B.falselist = merge(B_1.falselist, B_2.falselist); }
$B \to B_1$ || B_2	{ backpatch(B_1.falselist, nextinstr); } { B.truelist = merge(B_1.truelist, B_2.truelist); B.falselist = B_2.falselist; }

- 采用增量式翻译，假设全局变量 nextinstr 记录下一条语句的序号
- 综合属性 B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
- 综合属性 B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行
- makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
- merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
- backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

布尔表达式的回填翻译示例

- 再次考虑表达式：
  - `x < 100 || (x > 200 && x != y)`
- 假设从 100 开始为指令编号

```
100:  if x < 100 goto _
101:  goto 102
102:  if x > 200 goto 104
103:  goto _
104:  if x != y goto _
105:  goto _
```



控制流语句的回填翻译

$$
\begin{aligned}
S ::= & \ \texttt{ID} = E \ ; \mid T \ \texttt{ID} \ ; \mid \{ \ L \ \} \\
\mid & \ \ \texttt{if} \ (\ B \ ) \ S \mid \texttt{if} \ (\ B \ ) \ S \ \texttt{else} \ S \\
\mid & \ \ \texttt{while} \ (\ B \ ) \ S \\
L ::= & \ \epsilon \mid L \, S
\end{aligned}
$$

- 前面我们通过继承属性 $S.\texttt{next}$ 和 $L.\texttt{next}$ 记录跳转目标
- 为进行回填，我们转而使用综合属性 $S.\texttt{nextlist}$ 和 $L.\texttt{nextlist}$，其中的跳转指令的目标是 S 和 L 执行完后紧接着执行的下一条指令

通过回填翻译控制流语句的 SDT

产生规则	语义动作
$S \to \texttt{ID} = E\ ;$	{ S.nextlist = NULL; }
$S \to T\ \texttt{ID}\ ;$	{ S.nextlist = NULL; }
$S \to \{ L \}$	{ S.nextlist = L.nextlist; }
$L \to \epsilon$	{ L.nextlist = NULL; }
$L \to L_1$	{ backpatch(L_1.nextlist, nextinstr); }
S	{ L.nextlist = S.nextlist; }

- 采用增量式翻译，假设全局变量 nextinstr 记录下一条语句的序号
- 综合属性 B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
- 综合属性 B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行
- 综合属性 S/L.nextlist：其中的跳转指令的目标是紧接着 S/L 的下一条指令
- makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
- merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
- backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

通过回填翻译控制流语句的 SDT

产生规则	语义动作
$S \rightarrow$ if (B)	{ backpatch(B.truelist, nextinstr); }
S_1	{ S.nextlist = merge(B.falselist, S_1.nextlist); }
$S \rightarrow$ if (B)	{ backpatch(B.truelist, nextinstr); }
S_1 else	{ S_2.temp = merge(S_1.nextlist, makelist(nextinstr)); emit(`goto _`); backpatch(B.falselist, nextinstr); }
S_2	{ S.nextlist = merge(S_2.temp, S_2.nextlist) ; }

- 采用增量式翻译，假设全局变量 nextinstr 记录下一条语句的序号
- 综合属性 B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
- 综合属性 B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行
- 综合属性 S/L.nextlist：其中的跳转指令的目标是紧接着 S/L 的下一条指令
- makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
- merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
- backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

通过回填翻译控制流语句的 SDT

产生规则	语义动作
$S \rightarrow$ while (	{ S_1.begin = nextinstr; }
B)	{ backpatch(B.truelist, nextinstr); }
S_1	{ backpatch(S_1.nextlist, S_1.begin);
	emit(`goto {$S_1$.begin}`);
	S.nextlist = B.falselist; }

- 采用增量式翻译，假设全局变量 nextinstr 记录下一条语句的序号
- 综合属性 B.truelist：其中的跳转指令在 B 的值为真时执行
- 综合属性 B.falselist：其中的跳转指令在 B 的值为假时执行
- 综合属性 S/L.nextlist：其中的跳转指令的目标是紧接着 S/L 的下一条指令
- makelist(i)：创建一个只包含指令 i 的列表
- merge(p1, p2)：合并两个列表 p1 和 p2
- backpatch(p, i)：用指令 i 回填列表 p 中跳转指令的目标标号

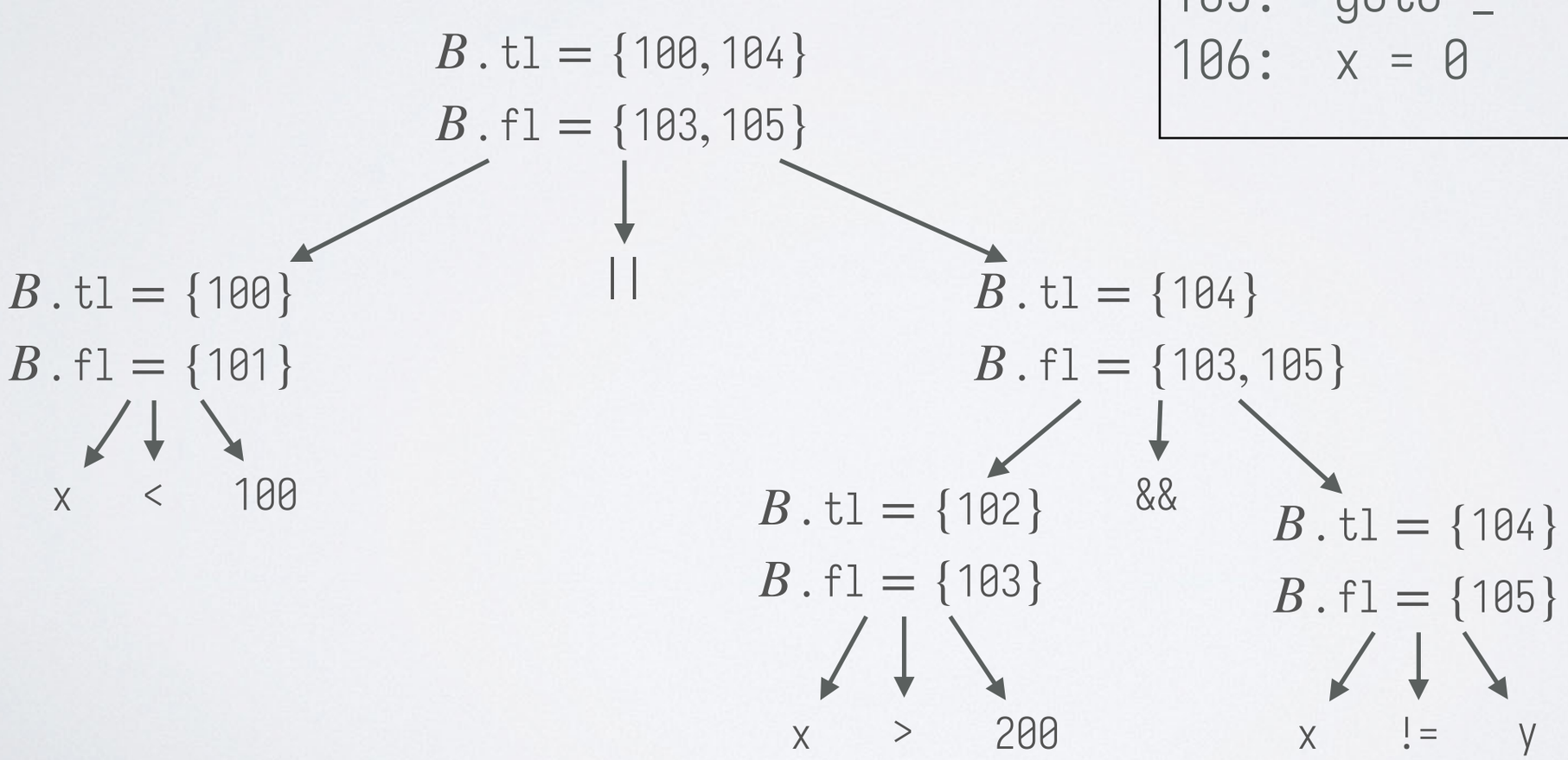
一个小例子

- 再次考虑语句 S:

```
if (x < 100 || (x > 200 && x != y))
  x = 0;
```

- 假设从 100 开始为指令编号
- $S.\mathtt{nl} = \{103, 105\}$

```
100:  if x < 100 goto 106
101:  goto 102
102:  if x > 200 goto 104
103:  goto _
104:  if x != y goto 106
105:  goto _
106:  x = 0
```



一个大例子

B_1 S_3B_3 B_2

```
if ((x + y > z) && (a == b))
    while (m < n) { m = n + 10; }
else { a = b - m; }
```

B_4 S_1 S_2

```
100:  t1 = x + y
101:  if t1 > z goto 103
102:  goto 111
103:  if a == b goto 105
104:  goto 111
```

$B_3.\text{truelist} = \{103\}$
$B_3.\text{falselist} = \{104\}$

```
105:  if m < n goto 107
106:  goto
107:  t2 = n + 10
108:  m = t2
109:  goto 105
110:  goto
```

$B_4.\text{truelist} = \{105\}$
$S_1.\text{nextlist} = \{106\}$
$B_4.\text{falselist} = \{106\}$

这句是多余的，在优化过程中可被删除

```
111:  t3 = b - m
112:  a = t3
```

$S_3.\text{nextlist} = \{110\}$
$S_2.\text{nextlist} = \{106\}$

主要内容

- 基于语法制导的翻译方案的中间表示生成
- **非三地址代码形式的中间表示的生成**
- 静态单赋值形式(进阶版)
- Multi-Level IR (MLIR)

回顾：静态单赋值形式（SSA）

- **Static Single Assignment**，简称 SSA
- LLVM IR、Koopa IR 均采用 SSA 形式的中间表示
- SSA 中的所有赋值都针对**不同名字**的变量
  - **对一个名字的使用可以找到唯一的定值(definition)**

```
p = a + b
q = p - c
p = q * d
p = e - p
q = p + q
```

三地址代码

```
p1 = a + b
q1 = p1 - c
p2 = q1 * d
p3 = e - p2
q2 = p3 + q1
```

SSA 形式

回顾：静态单赋值形式（SSA）

- 同一个变量可能在不同的路径中被定值
  - `if ( flag ) x = -1; else x = 1;  y = x * a;`
- 使用 φ **函数**来合并不同路径中的定值
  - `if ( flag ) x1 = -1; else x2 = 1; x3 = φ(x1,x2); y = x3 * a;`
  - LLVM IR 采用这种设计
- 使用**块参数**来传递不同路径中的定值

```
        if ( flag ) { x1 = -1; goto L(x1); }
        else { x2 = 1; goto L(x2); }
L(z): y = z * a;
```

  - Koopa IR 采用这种设计

回顾：静态单赋值形式（SSA）

- 虽然名字的定值只有一处，但是其值的计算可能不止一次

源程序

```
x = ...;
y = ...;
while (x < 100) {
  x = x + 1;
  y = y + x;
}
```

SSA 形式（φ 函数）

```
  x0 = ...
  y0 = ...
  if x0 >= 100 goto next
       else goto loop
loop:
  x1 = φ(x0,x2)
  y1 = φ(y0,y2)
  x2 = x1 + 1
  y2 = y1 + x2
  if x2 < 100 goto loop
       else goto next
next:
  x3 = φ(x0,x2)
  y3 = φ(y0,y2)
```

SSA 形式（块参数）

```
  x0 = ...
  y0 = ...
  if x0 >= 100 goto next(x0,y0)
       else goto loop(x0,y0)
loop(x1,y1):
  x2 = x1 + 1
  y2 = y1 + x2
  if x2 < 100 goto loop(x2,y2)
       else goto next(x2,y2)
next(x3, y3):
```

SSA 形式 IR 的生成

- 生成高质量的 SSA 代码不是那么容易的
  - 后面会再进行讨论
- **问题之一：对程序本来的变量的多次赋值**
  - 临时变量总能生成新的，所以问题不大
- **解法之一：为每个程序变量开辟内存空间**
  - 使得变量对应唯一的内存位置
  - 每次使用时从内存中加载，每次更改后存储回内存
  - 比如：alloc 表示开辟内存，load 表示加载 $(x = *y)$，store 表示存储 $(*x = y)$

```
a = 1
b = 1
c = a + b
a = b
b = c
```

```
a  = alloc
store 1, a
b  = alloc
store 1, b
c  = alloc
t0 = load a
t1 = load b
t2 = t0 + t1
store t2, c
t3 = load b
store t3, a
t4 = load c
store t4, b
```

生成 SSA 形式 IR 的 SDT

- 采用增量式翻译
- genvar 和 gentmp 函数分别为程序变量和临时变量生成地址

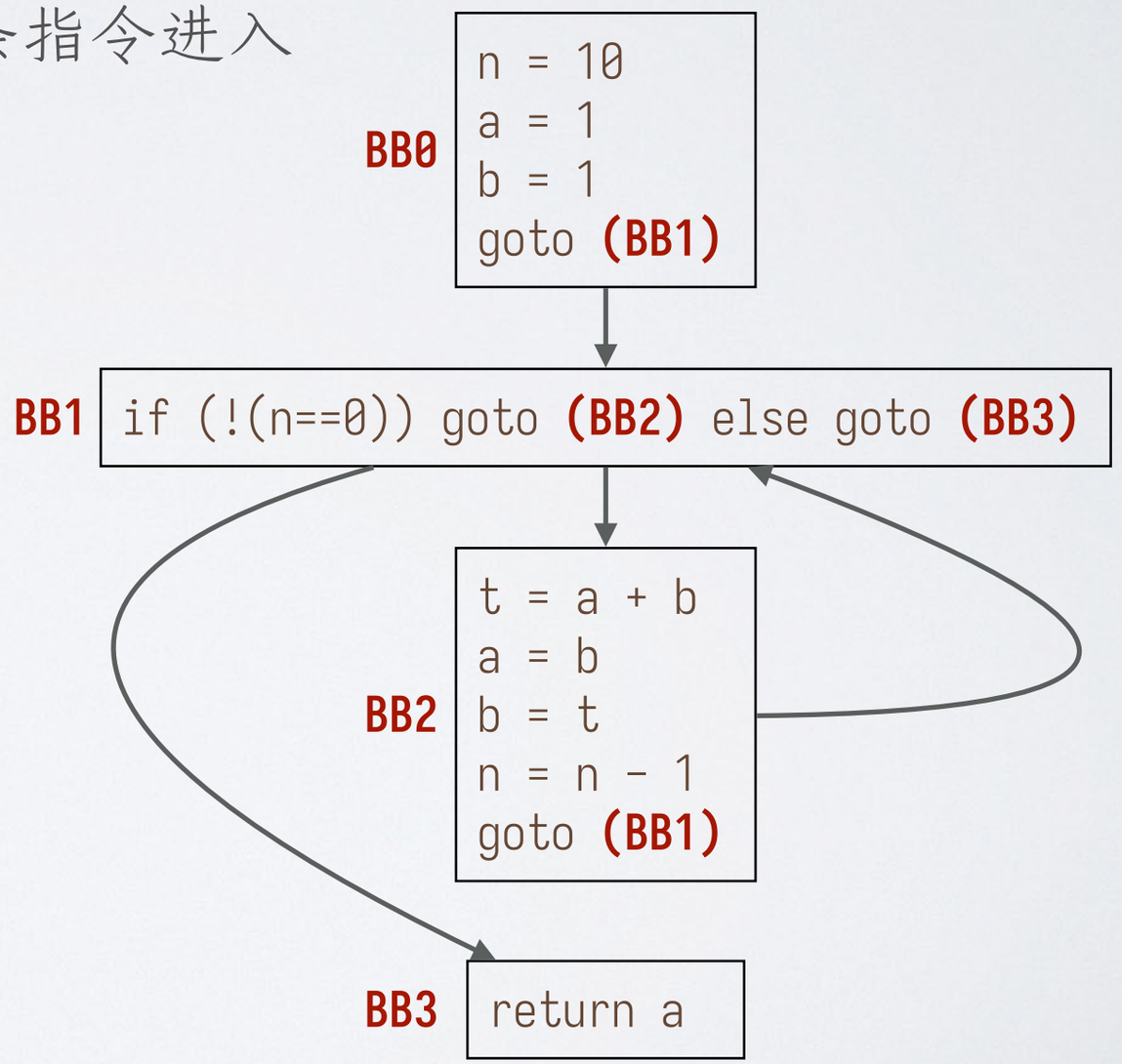
产生规则	语义动作
$S \to T$ ID ;	{ insert(ID.lexeme, T.type); emit(`{genvar(ID.lexeme)} = alloc`); }
$S \to$ ID = E ;	{ emit(`store {$E$.addr} {genvar(ID.lexeme)}`); }
$E \to$ ID	{ E.addr = gentmp(); emit(`{$E$.addr} = load {genvar(ID.lexeme)}`); }

- 可以进行的**优化**：
  - 在符号表中记录每个程序变量的**当前值**的地址
  - 在上一步的基础上，尽可能推迟往内存写回的操作

回顾：控制流图

- **控制流图(Control-Flow Graph，CFG)**
  - 有向图，图中结点为**基本块**(basic block)，边为控制流跳转
  - 基本块具有线性结构，其中最后一条语句为**跳转**或者**过程/函数返回**
  - 控制流只能从基本块的第一条指令进入

```
{
  n = 10; a = 1; b = 1;
  while (!(n == 0)) {
    t = a + b; a = b; b = t;
    n = n - 1;
  }
  return a;
}
```



控制流图形式 IR 的生成

- 采用增量式翻译
  - 需要记录当前正处于的基本块
  - `emit(instr)` 函数在当前基本块的末尾插入指令 `instr`
  - `new_bb()` 生成一个新的基本块，返回值可用于生成跳转指令
  - `set_bb(bb)` 设置当前所处的基本块为 `bb`

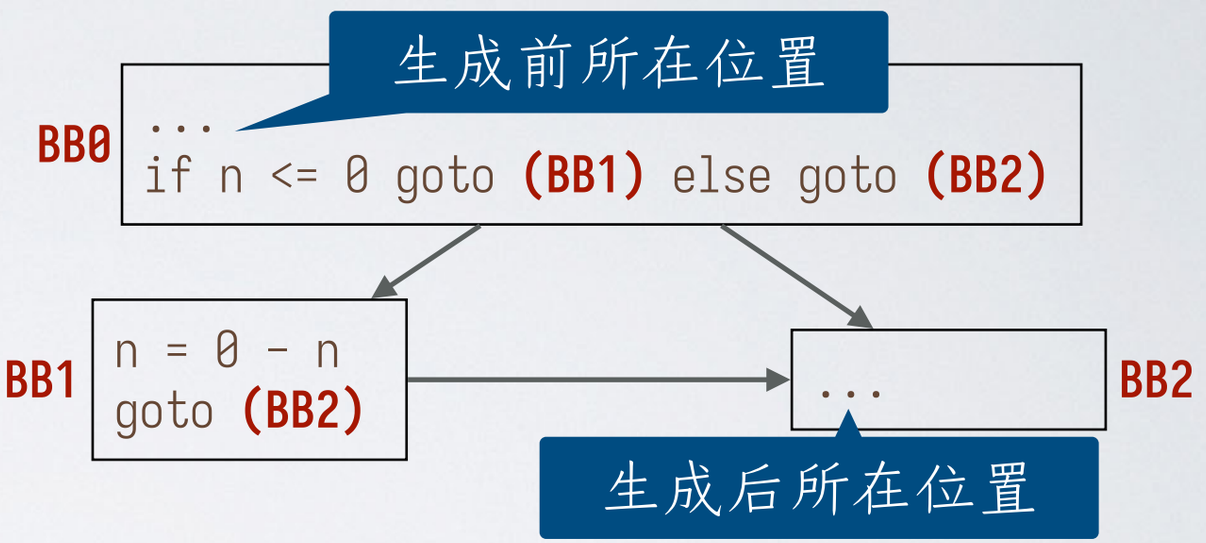
- 在生成时需确保**跳转**和**返回**指令只在基本块末尾出现

- 处理过程/函数层面时，还需确保每个过程/函数对应的控制流图有**唯一的入口基本块**

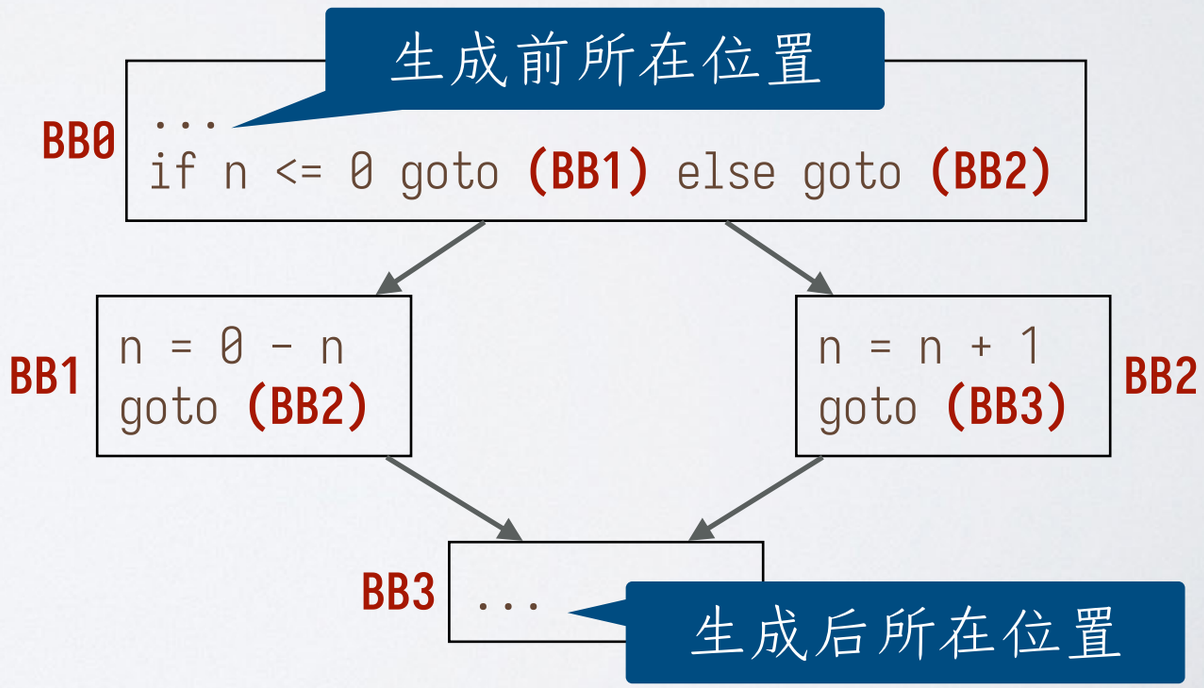
生成控制流图形式 IR 的 SDT（条件）

$$S ::= \cdots \mid \texttt{if}(B)S \mid \texttt{if}(B)S\,\texttt{else}\,S$$

```
if (n <= 0) {
  n = 0 - n;
}
```




```
if (n <= 0) {
  n = 0 - n;
} else {
  n = n + 1;
}
```



生成控制流图形式 IR 的 SDT（条件）

产生规则	语义动作
$S \rightarrow$ if (	{ B.true = new_bb(); B.false = S_1.next = new_bb(); }
B)	{ set_bb(B.true); }
S_1	{ emit(`goto {$S_1$.next}`); set_bb(S_1.next); }
$S \rightarrow$ if (	{ B.true = new_bb(); B.false = new_bb(); S_1.next = S_2.next = new_bb(); }
B)	{ set_bb(B.true); }
S_1 else	{ emit(`goto {$S_1$.next}`); set_bb(B.false); }
S_2	{ emit(`goto {$S_2$.next}`); set_bb(S_2.next); }

继承属性：

- B.true：B 为真时跳转到的基本块
- B.false：B 为假时跳转到的基本块

生成控制流图形式 IR 的 SDT（布尔）

```
if (n <= 0) ...
```

BB0

```
...
if n <= 0 goto B.true else goto B.false
```

生成前所在位置

```
if (n <= 0 && m > 0) ...
```

BB0

```
...
if n <= 0 goto (BB1) else goto B.false
```

BB1

```
if m > 0 goto B.true else goto B.false
```

```
if (n <= 0 || m > 0) ...
```

BB0

```
...
if n <= 0 goto B.true else goto (BB1)
```

BB1

```
if m > 0 goto B.true else goto B.false
```

生成控制流图形式 IR 的 SDT（布尔）

产生规则	语义动作
$B \to$ true	{ emit(`goto {$B$.true}`); }
$B \to$ false	{ emit(`goto {$B$.false}`); }
$B \to$ (B_1)	{ B_1.true = B.true; B_1.false = B.false; }
$B \to$! B_1	{ B_1.true = B.false; B_1.false = B.true; }
$B \to E_1$ == E_2	{ emit(`if {$E_1$.addr} == {$E_2$.addr} goto {$B$.true} else goto {$B$.false}`); }
$B \to E_1$ <= E_2	{ emit(`if {$E_1$.addr} <= {$E_2$.addr} goto {$B$.true} else goto {$B$.false}`); }

继承属性：

- B.true：B 为真时跳转到的基本块
- B.false：B 为假时跳转到的基本块

生成控制流图形式 IR 的 SDT（布尔）

产生规则	语义动作
$B \rightarrow$ B_1 && B_2	{ B_1.true = new_bb(); B_1.false = B.false; } { B_2.true = B.true; B_2.false = B.false; set_bb(B_1.true); }
$B \rightarrow$ B_1 || B_2	{ B_1.true = B.true; B_1.false = new_bb(); } { B_2.true = B.true; B_2.false = B.false; set_bb(B_1.false); }

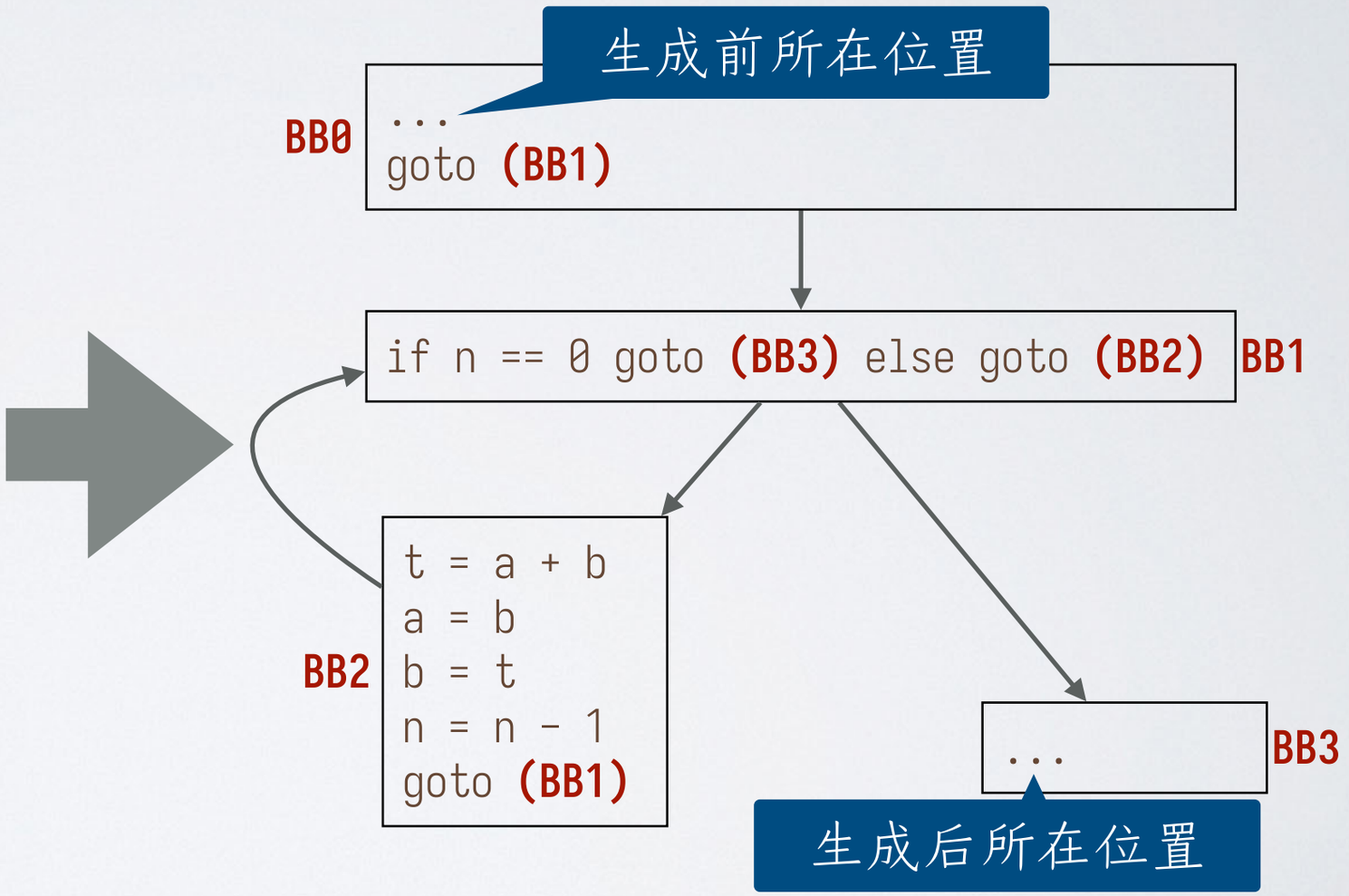
继承属性：

- B.true：B 为真时跳转到的基本块
- B.false：B 为假时跳转到的基本块

生成控制流图形式 IR 的 SDT（循环）

$$S ::= \cdots \mid \texttt{while}(B)S$$

```
while (!(n == 0)) {
  int t;
  t = a + b; a = b; b = t;
  n = n - 1;
}
```



生成控制流图形式 IR 的 SDT（循环）

产生规则	语义动作
$S \to$ while(	{ B.true = new_bb(); B.false = new_bb(); S_1.next = new_bb(); emit(`goto {$S_1$.next}`); set_bb(S_1.next); }
B)	{ set_bb(B.true); }
S_1	{ emit(`goto {$S_1$.next}`); set_bb(B.false); }

练习：如何支持 break 和 continue?

继承属性：

- B.true：B 为真时跳转到的基本块
- B.false：B 为假时跳转到的基本块

主要内容

- 基于语法制导的翻译方案的中间表示生成
- 非三地址代码形式的中间表示的生成
- **静态单赋值形式(进阶版)**
- Multi-Level IR (MLIR)

SSA 形式 IR 的生成

- 前面讲的生成算法：为每个程序变量开辟内存空间
- 问题：生成代码的性能太差

```
a  = alloc
store 1, a
b  = alloc
store 1, b
c  = alloc
t0 = load a
t1 = load b
t2 = t0 + t1
store t2, c
t3 = load b
store t3, a
t4 = load c
store t4, b
```

```
a = 1
b = 1
c = a + b
a = b
b = c
```

```
a1 = 1
b1 = 1
c1 = a1 + b1
a2 = b1
b2 = c1
```

对于单个基本块，可以使用前面讲过的基于 DAG 的优化方法进行 SSA 生成（也称为 local value numbering）

如何处理多个基本块？
（也称为 global value numbering）

一种两趟生成方法

- 以**块参数 SSA 形式**为例(即 Koopa IR 的形式)
- 第一趟: 每个基本块以所有(块起始处的活跃)变量为参数
- 第二趟: 尝试消除冗余的块参数

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```

```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(b0,e0,r0)
loop(b1,e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body(b1,e1,r1)
    else goto done(b1,e1,r1)
body(b2,e2,r2):
  r3 = r2 * b2
  e3 = e2 - 1
  goto loop(b2,e3,r3)
done(b3,e4,r4):
  return r4
```

```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(e0,r0)
loop(e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body()
    else goto done()
body():
  r3 = r1 * b0
  e3 = e1 - 1
  goto loop(e3,r3)
done():
  return r1
```

第一趟：粗粒度生成

- 为每个基本块添加块参数，原则上只需要添加活跃变量
  - 简单起见，可以添加块起始处所有的可用变量
- 对每个基本块，分别进行 SSA 转换(即 local value numbering)

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop(b,e,r)
loop(b,e,r):
  if e > 0
    then goto body(b,e,r)
    else goto done(b,e,r)
body(b,e,r):
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop(b,e,r)
done(b,e,r):
  return r
```

```
pow(b₀,e₀):
  r₀ = 1
  goto loop(b₀,e₀,r₀)
```

b₀ b　　e₀ e　　r₀ = 1 r

第一趟：粗粒度生成

- 为每个基本块添加块参数，原则上只需要添加活跃变量
  - 简单起见，可以添加块起始处所有的可用变量
- 对每个基本块，分别进行 SSA 转换(即 local value numbering)

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```

```
pow(b₀,e₀):
  r₀ = 1
  goto loop(b₀,e₀,r₀)
loop(b,e,r):
  if e > 0
    then goto body(b,e,r)
    else goto done(b,e,r)
body(b,e,r):
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop(b,e,r)
done(b,e,r):
  return r
```

```
loop(b₁,e₁,r₁):
  if e₁ > 0
    then goto body(b₁,e₁,r₁)
    else goto done(b₁,e₁,r₁)
```

b₁ b　　e₁ e　　r₁ r

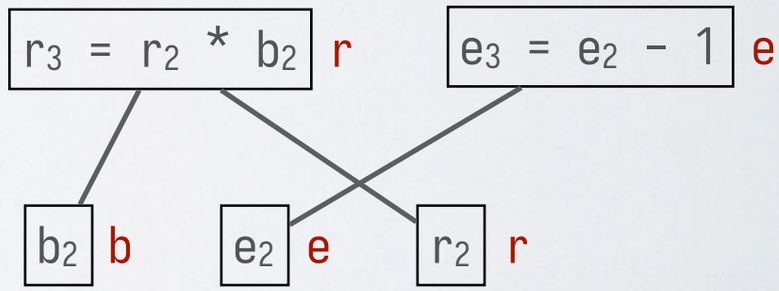
第一趟：粗粒度生成

- 为每个基本块添加块参数，原则上只需要添加活跃变量
  - 简单起见，可以添加块起始处所有的可用变量
- 对每个基本块，分别进行 SSA 转换(即 local value numbering)

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```

```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(b0,e0,r0)
loop(b1,e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body(b1,e1,r1)
    else goto done(b1,e1,r1)
body(b,e,r):
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop(b,e,r)
done(b,e,r):
  return r
```

```
body(b2,e2,r2):
  r3 = r2 * b2
  e3 = e2 - 1
  goto loop(b2,e3,r3)
```



第一趟：粗粒度生成

- 为每个基本块添加块参数，原则上只需要添加活跃变量
  - 简单起见，可以添加块起始处所有的可用变量
- 对每个基本块，分别进行 SSA 转换(即 local value numbering)

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```

```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(b0,e0,r0)
loop(b1,e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body(b1,e1,r1)
    else goto done(b1,e1,r1)
body(b2,e2,r2):
  r3 = r2 * b2
  e3 = e2 - 1
  goto loop(b2,e3,r3)
done(b,e,r):
  return r
```

```
done(b3,e4,r4):
  return r4
```

b3 b　　e4 e　　r4 r

第二趟：细粒度优化

- 对于带参数基本块 l(...,x_i,...)：而言，如果存在 k 满足任意的跳转到 l 的指令都是下列两种形式之一：
  - goto l(...,x_i,...)　或者　goto l(...,x_k,...)

  则可以移除参数 x_i，并把所有 x_i 替换为 x_k

```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(b0,e0,r0)
loop(b1,e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body(b1,e1,r1)
    else goto done(b1,e1,r1)
body(b2,e2,r2):
  r3 = r2 * b2
  e3 = e2 - 1
  goto loop(b2,e3,r3)
done(b3,e4,r4):
  return r4
```

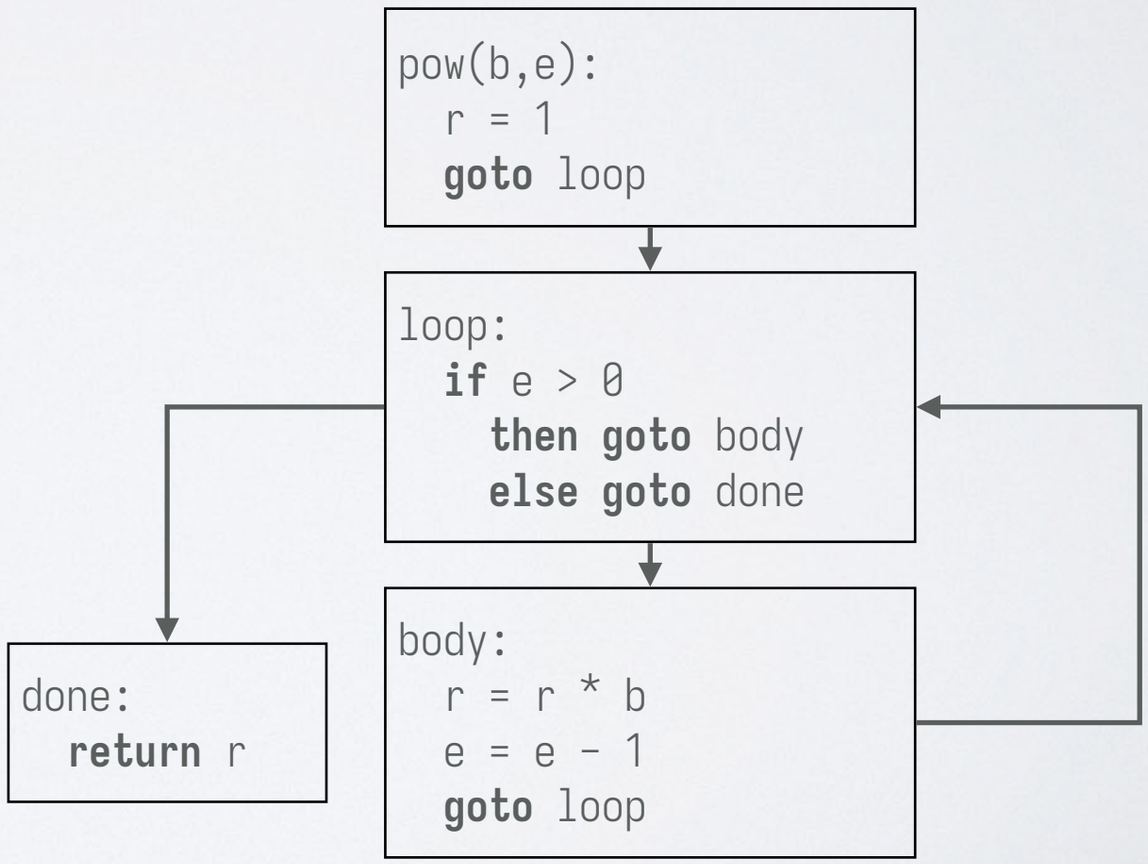
```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(b0,e0,r0)
loop(b1,e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body()
    else goto done()
body():
  r3 = r1 * b1
  e3 = e1 - 1
  goto loop(b1,e3,r3)
done():
  return r1
```

```
pow(b0,e0):
  r0 = 1
  goto loop(e0,r0)
loop(e1,r1):
  if e1 > 0
    then goto body()
    else goto done()
body():
  r3 = r1 * b0
  e3 = e1 - 1
  goto loop(e3,r3)
done():
  return r1
```

一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

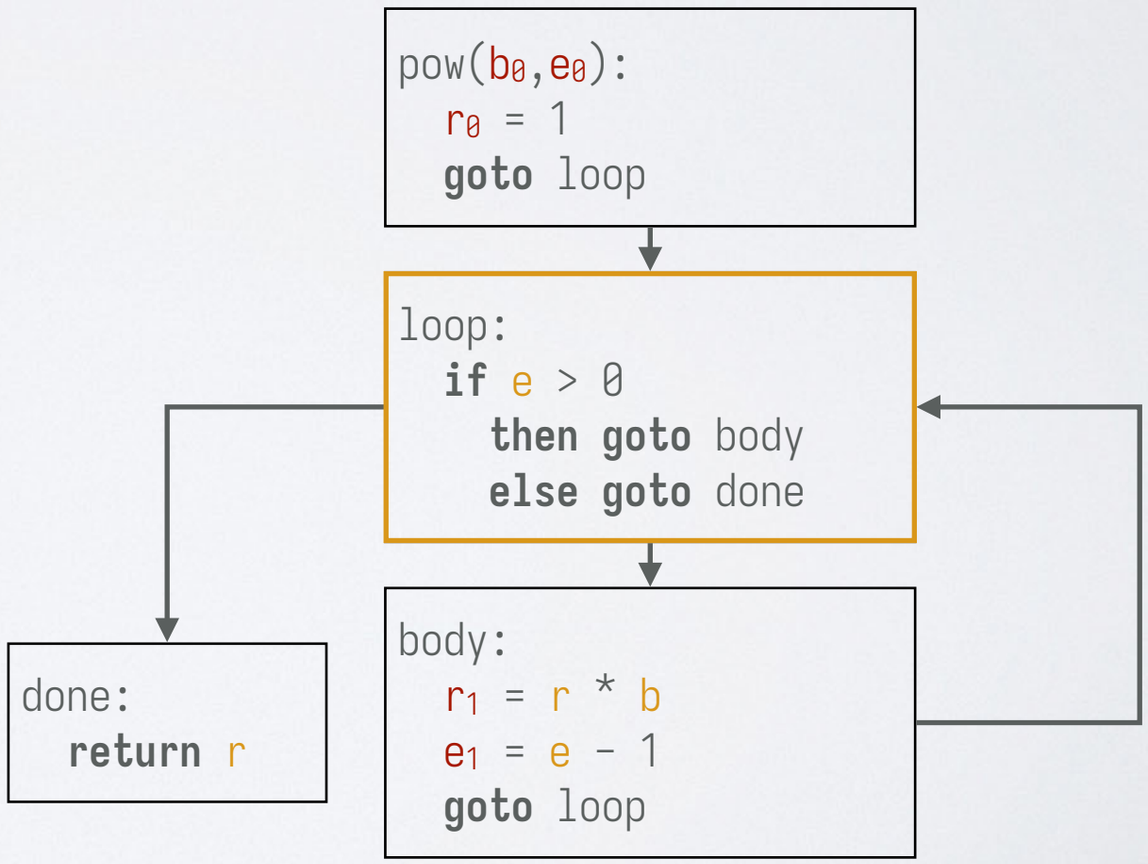
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

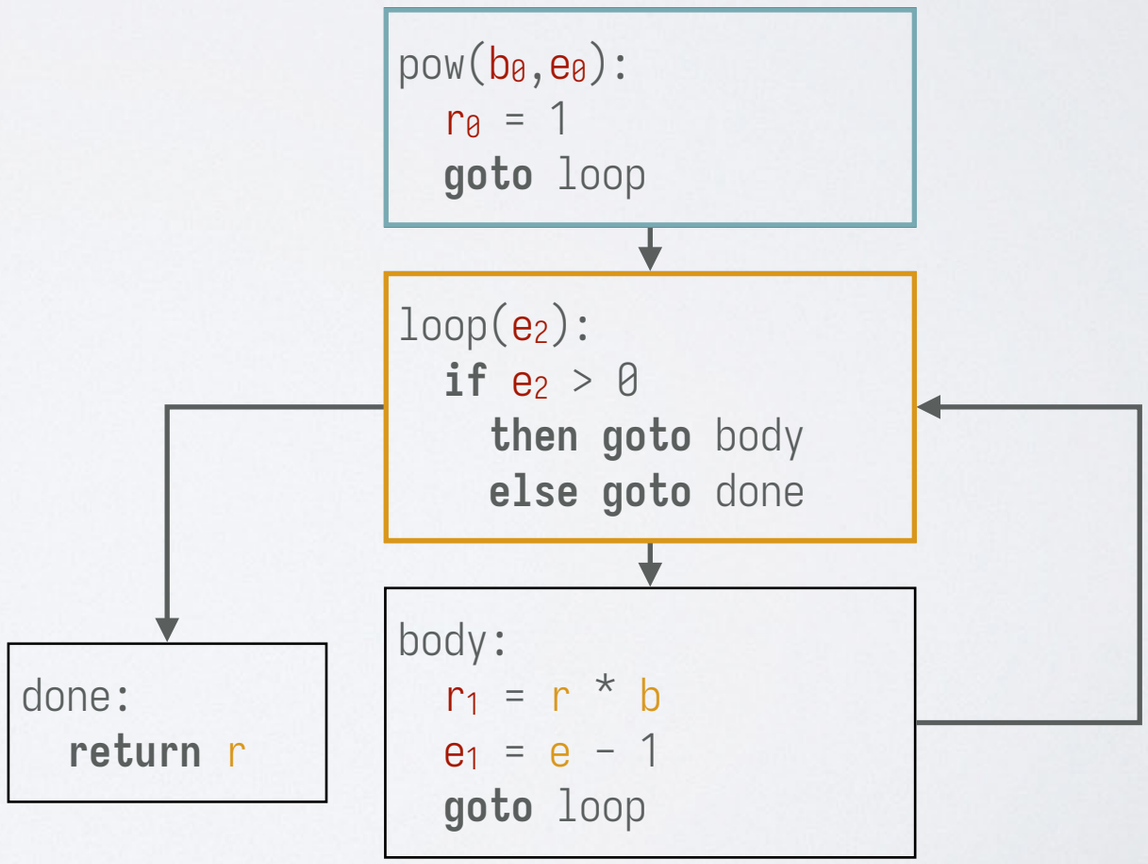
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

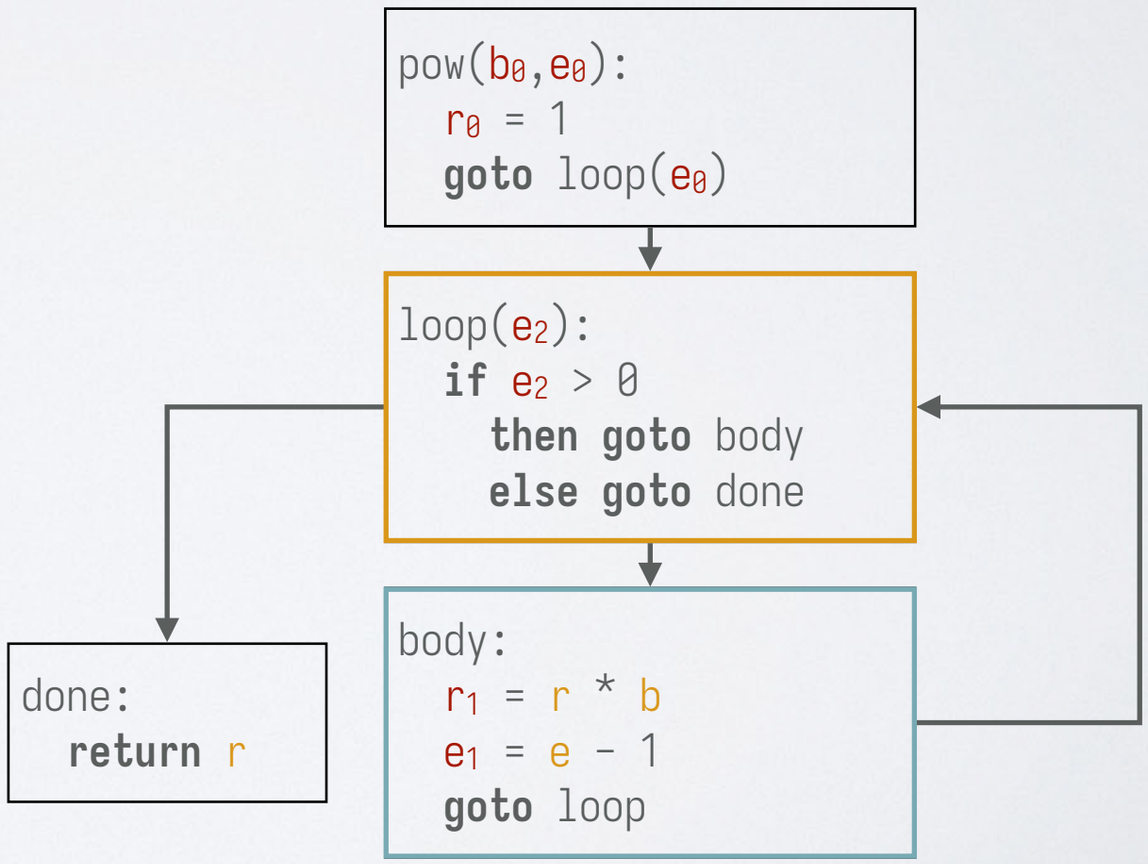
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

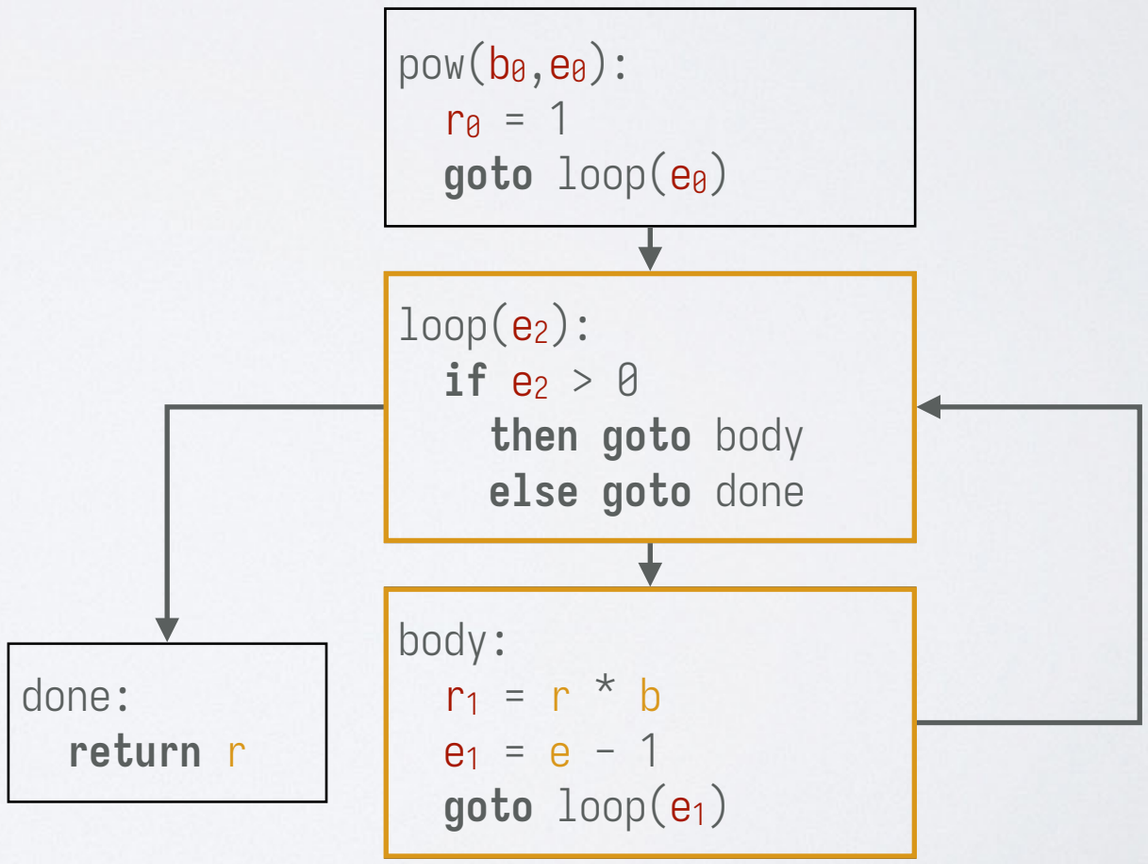
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

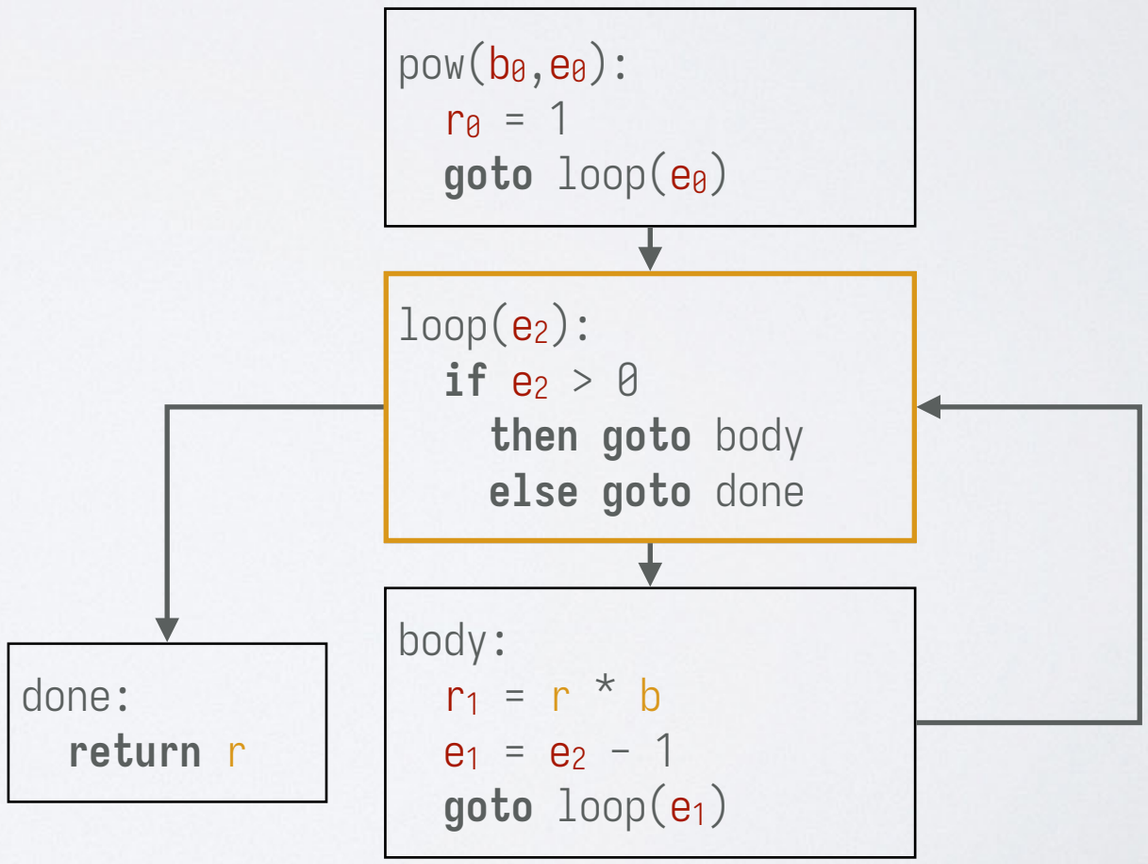
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

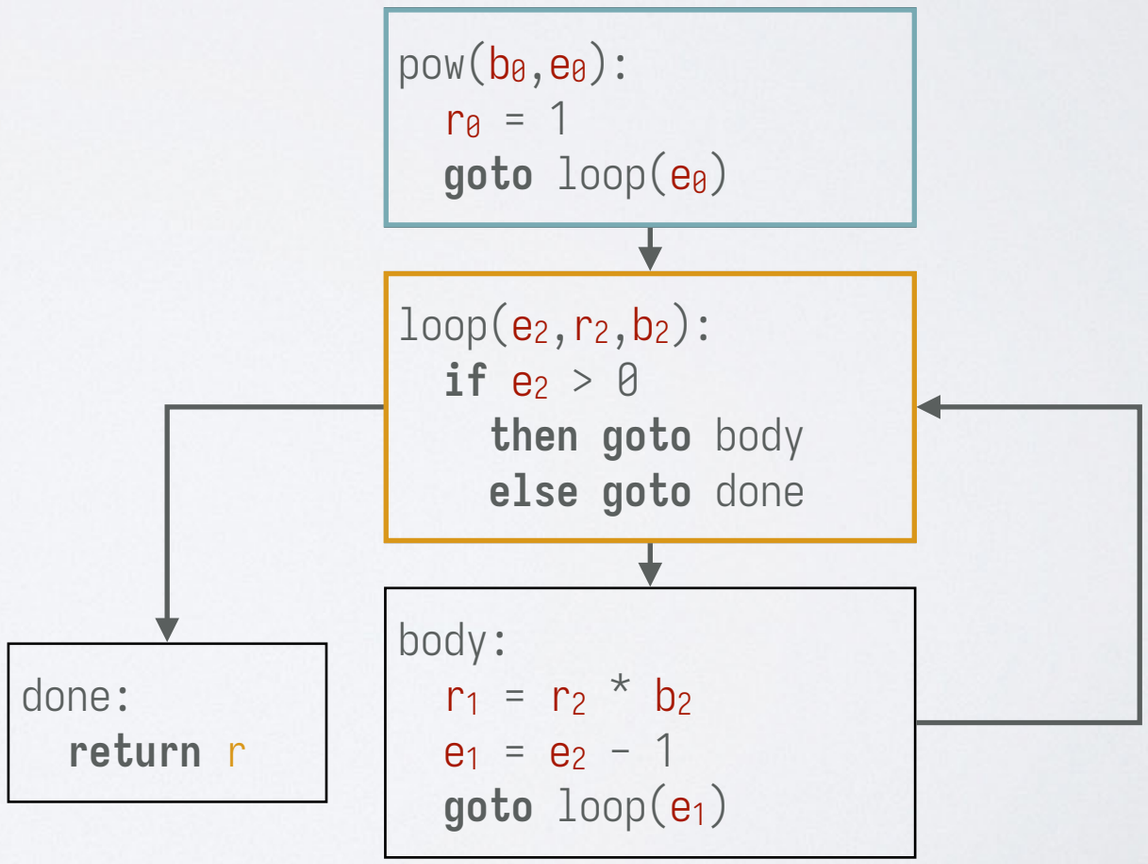
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

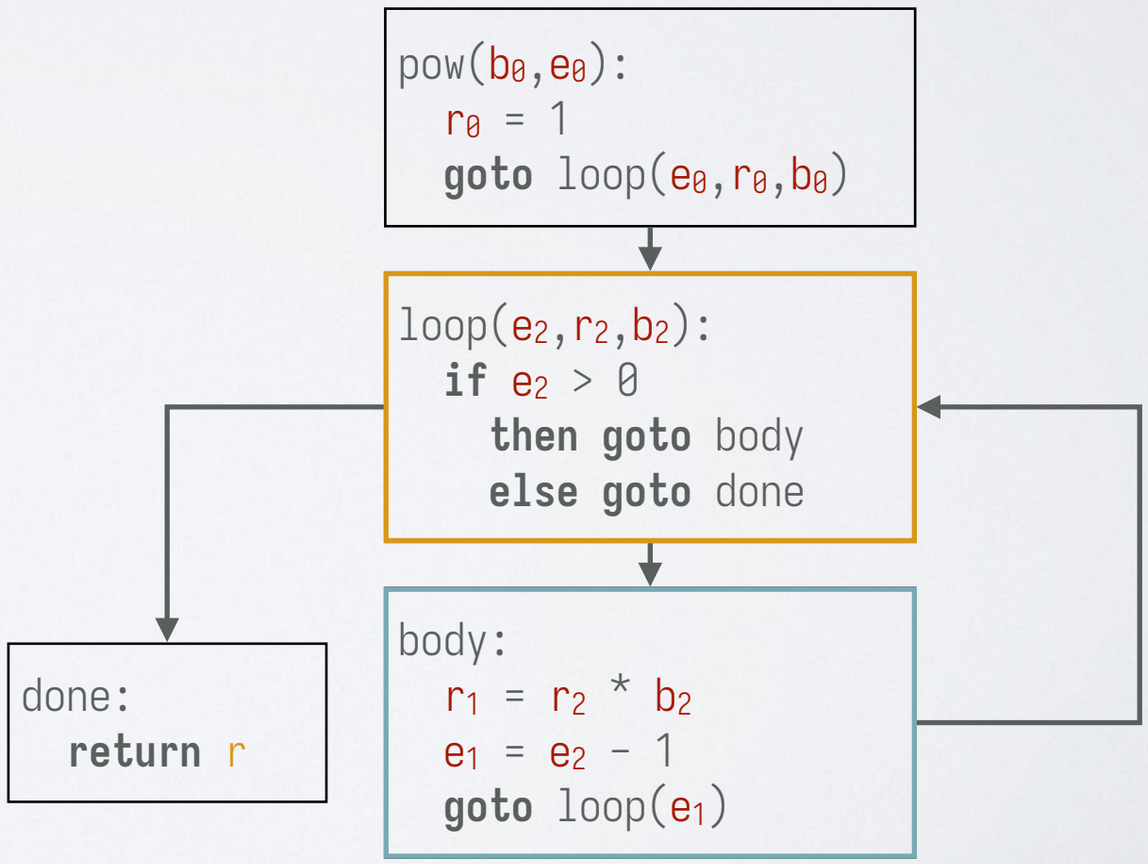
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

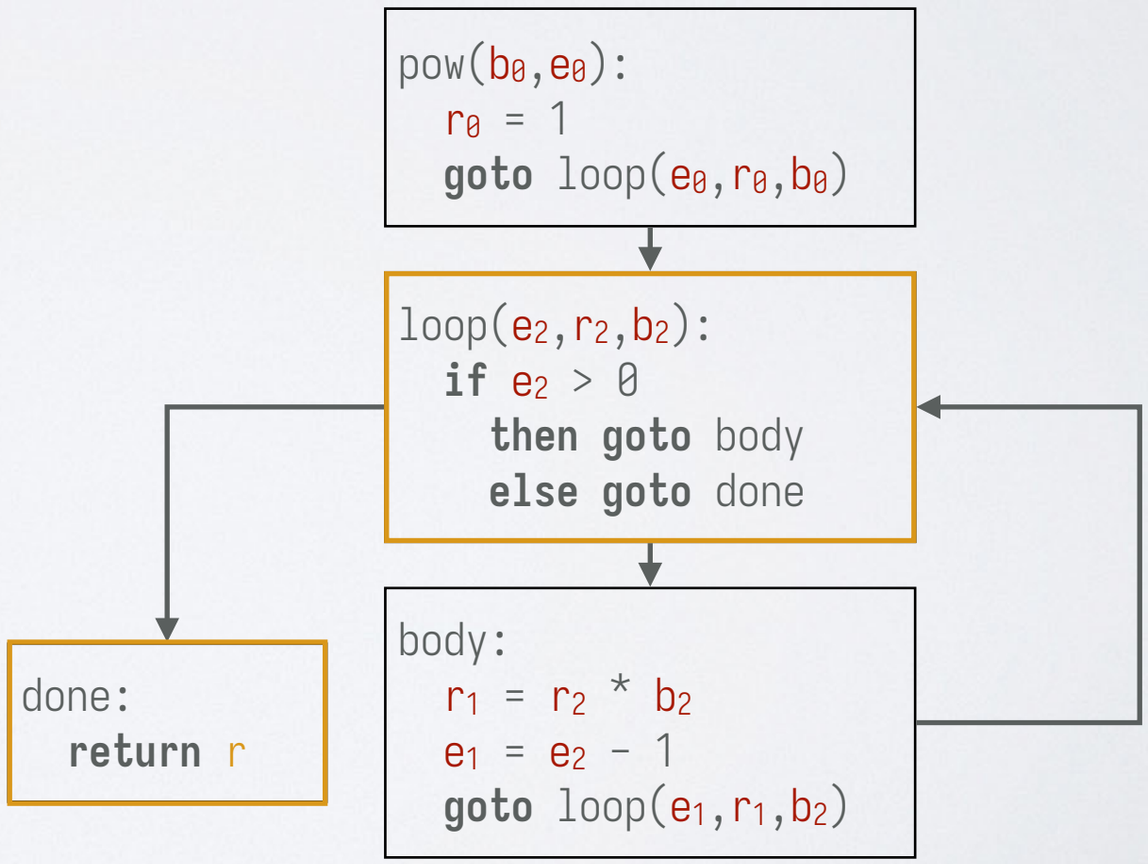
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

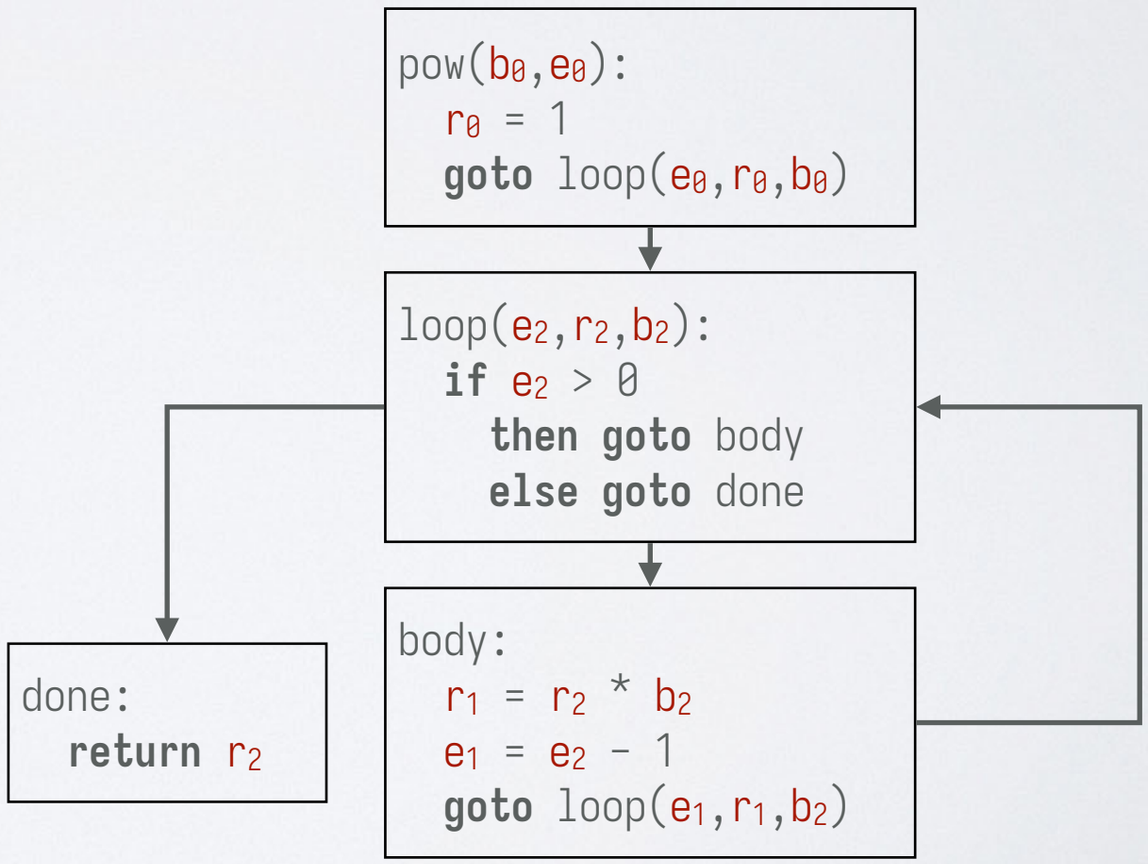
```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



一种一趟生成方法

- 在每个基本块内通过 local value numbering 转换为 SSA 形式
- 如果有一个变量 x 的使用不在基本块内，考虑前驱基本块：
  - 如果只有一个前驱，则递归处理该前驱基本块
  - 如果有多个前驱，则添加 x 为基本块参数，并递归处理前驱基本块并传递实际的块参数

```
pow(b,e):
  r = 1
  goto loop
loop:
  if e > 0
    then goto body
    else goto done
body:
  r = r * b
  e = e - 1
  goto loop
done:
  return r
```



主要内容

- 基于语法制导的翻译方案的中间表示生成
- 非三地址代码形式的中间表示的生成
- 静态单赋值形式(进阶版)
- Multi-Level IR (MLIR)

参考文献

- M. Braun, S. Buchwald, S. Hack, R. Leißa, C. Mallon, and A. Zwinkau. 2013. Simple and Efficient Construction of Static Single Assignment Form. In Compiler Construction (CC '13).
- J. Aycock, and N. Horspool. 2000. Simple Generation of Static Single-Assignment Form. In Compiler Construction (CC '00).
- Mehdi Amini and River Riddle. MLIR: Multi-Level Intermediate Representation.