第 8 章　优化处理

在实际开发编译器时，对于前端技术，近年来一直比较稳定，以语法制导、形式语言自动机为基础，更多强调的是语法制导技术的翻译与分析，到中间代码生成为止，编译器基础的算法已经介绍完毕。对于后端技术，发展十分迅猛，是现代编译器工程实现中相当重要的部分。后端是一个从中间代码到目标代码的生成系统，由两部分构成：一是**优化处理**，给定中间代码，加快代码执行效率，减小空间占用；二是**目标代码生成**，在优化处理的基础上，生成精简高效的目标代码。前端决定了编译器能否实现，后端则决定了编译器是否可用。

本章主要介绍优化处理，优化是编译器中一个重要环节，优化的设计在整个编译器设计过程中占据相当大的比重，目的是**产生更高效的目标代码**。优化处理中包括大量数据结构、算法的优化，本书不做详细展开，本章主要介绍优化的基本思想和几种优化方法。

8.1　优化的分类

优化处理可以在不同层面上进行，可分为在源代码或中间代码级上进行的与机器无关的优化，以及在目标代码级上进行的与机器有关的优化。

8.1.1　与机器无关的优化

不采用与目标机相关的知识，如果优化在各个机器上都可以进行，就是与机器无关的优化。由于每一条中间代码指令都是一个单操作，在中间代码级上优化比较容易。在源代码级的优化相对困难，可以在编写程序时实现。

- **全局优化**：针对整个源程序，能达到更好的优化效果，实现难度更大。
- **局部优化**：除全局优化以外，处理局部的函数和程序块，更易实现。

8.1.2　与机器有关的优化

需要考虑目标机的性质。目标代码生成是从四元式生成目标代码，如果不考虑优化，是一对一的映射过程，是有模板的映射，而考虑优化则需要处理大量问题。

- **寄存器分配优化**：现代 CPU 的设计，包括操作系统和编译器，都要考虑目标机关于存储器的分配。寄存器访问速度快，运算效率高，但资源有限，设计相关算法合理分配寄存器能够大大优化效率。
- **消除无用代码优化**：例如一些无用跳转，可以依据目标机进行。

以上这两类优化处理方法中，主要介绍局部优化（第八章）和寄存器分配优化（第九章）。

8.2 常见的几种局部优化方法

8.2.1 常值表达式节省（常数合并）

如：$a = 5 + 3; b = a + 1; \ldots$

等号右边的表达式 $5 + 3$ 和 $a + 1$ 都是常值表达式，a 和 b 的值不需要在程序运行时进行计算，编译器会将其优化为 $a = 8; b = 9;$ 的形式，这样的优化被称为**常值表达式节省**。这种方法看似简单，却十分关键，节省了大量无用计算，若没有这种技术，现代计算机会慢 10 倍，编写的程序中需要进行大量常数合并，是一种常见的优化形式。

注：若 $a = 5 + 3; \ldots; a = x \ldots; a = a + 1; a = 5 + 3$ 中的 a 是常数，后 a 经过赋值，$a = a + 1$ 中的 a 不再是常数，$a + 1$ 不是常值表达式。

8.2.2 公共表达式节省（删除多余运算）

如：$a = b * d + 1; e = b * d - 2; \ldots$

等号右边的两个表达式中都有 $b * d$，且 b 和 d 的值在使用前后没有被修改，则 $b * d$ 是公共表达式，不用重复计算，可以优化为 $t = b * d; a = t + 1; e = t - 2;$ 的形式，减少了一次乘法，增加了一次赋值，乘法的计算代价高于赋值，这样的形式达到了优化的目的。

注：若 $b = b * d + 1; e = b * d - 2;$ 就不能再使用这样的方法，因为第一个赋值表达式中，修改了 b 的值，公共表达式要求表达式中的变量不变，所以此处的 $b * d$ 不是公共表达式。

8.2.3 删除无用赋值

如：$a = b + c; x = d - e; y = b; a = e - h/5;$

看似没有问题，仔细观察在 a 的两次赋值之间，没有对 a 的应用，则前一次对 a 的赋值 $a = b + c$ 为无用赋值。可以将第一个式子删除，优化为 $x = d - e; y = b; a = e - h/5;$ 的形式。

8.2.4 不变表达式外提（循环优化之一：把循环不变运算提到循环外）

如：$i = 1; \text{while}(i < 100)\ \ x = (k + a)/i; i++;$

假设循环体中 k 和 a 的值都没有改变，则每一次循环中 $k + a$ 的值都不变，将其称为循环不变表达式。如果每次循环中，都计算一遍 $k + a$，循环次数非常多时，计算代价将非常高。因此，可以优化为 $i = 1; t = k + a; \text{while}(i < 100)\ \ x = t/i; \ldots; i++;$ 的形式。

不变表达式外提也是一种常见的优化方法。如何通过算法实现找出不变表达式并外提，也是一个需要解决的问题。

8.2.5 消减运算强度（循环优化之二：把运算强度大的运算换算成强度小的运算）

如：$i = 1; \text{while}(i < 100)\ \ t = 4 * i; b = a\uparrow 2; i++;$

幂运算强度大于乘除取模运算，乘除取模运算强度大于加减赋值运算。$a\uparrow 2$ 为 a 的平方，循环变量 i 每次加 1，$4*i$ 的结果为 4, 8, 12, ...的等差数列，每次乘法的效果和每次加 4 的效果一致。因此，可以优化为 $i=1; t=4*i;$ while$(i<100)$ $t=t+4; b=a*a; \ldots; i++;$ 的形式。

8.3 局部优化算法探讨

通过以上例子，我们对优化有了一定感性的认识，接下来进一步系统地进行探讨。在编译器设计中，局部优化算法是以**基本块**为单位进行的，**基本块**也是目标代码生成的基本单位。

定义 8.1 基本块

程序中一段顺序执行的语句序列，其中只有一个入口和一个出口。

根据定义中的“顺序执行”、“一个入口，一个出口”，自然联想到，基本块的划分与条件判断以及跳转语句有关。执行一个基本块内的程序，只能从第一条顺序执行到最后一条，不存在其他入口或出口。满足这样要求的程序段称为一个独立的基本块。根据定义，只要找到基本块的入口和出口，就能找到基本块。

8.3.1 基本块划分算法

1. **找出基本快的入口语句:**（以下为两种判断条件，满足其一即可）

   - 程序的第一个语句或转向语句转移到的语句，四元式中的转向语句包括 goto、then、else (无条件跳)、do (循环体中)。
   - 紧跟在转向语句后面的语句。

2. **对每一入口语句，构造其所属的基本块:**

   - 从该入口语句到另一入口语句之间的语句序列；
   - 从该入口语句到另一转移语句（或停止语句）之间的语句序列。

例 8.1 条件语句四元式如下，给出基本块划分：

gt(E)
(then, res(E), __, __)
gt(S_1)
(else, __, __, __)
gt(S_2)
(ifend, __, __, __)

解：语句，无外乎逻辑以及逻辑下的具体操作。其中 gt(S_1) 和 gt(S_2) 均为完整语义块，若不考虑嵌套条件语句，gt(S_1) 和 gt(S_2) 均为顺序执行。因此给出的四元式中，包含 gt(E) (then, res(E), __, __)，gt(S_1) (else, __, __, __) 和 gt(S_2) (ifend, __, __, __) 三个基本块，入口语句为第一个语句或转移语句的后一句，一直到另一转移语句结束。

例 8.2 设有源程序片段，给出基本块划分：

$x=1;$

$a:\ \ r=x*5;$

if$(x < 10)$

$x = x + 1;$

goto a;

$r = 0;$

解：goto 语句在编程中不建议大家使用，但有助于理解编译器。第一步，写出对应的四元式序列如图**??**，其中的赋值语句是以单操作形式，最左侧为结果单元。goto 语句对应的四元式，定义操作符为 gt，表示直接跳转。lb 四元式表示跳转的目标，因此将它作为基本块的开始。if 四元式等价于前面介绍的 (then, res(E), __, __)。ie 四元式是转向语句转移到的语句，作为基本块的开始。

(1) $x = 1$
(2) lb a (3) $t_1 = x * 5$
(4) $r = t_1$ (5) $t_2 = x < 10$
(6) if (t_2)_
(7) $t_3 = x + 1$
(8) $x = t_3$
(9) gt a
(10) ie _
(11) $r = 0$

图 8.1: 对应的四元式序列

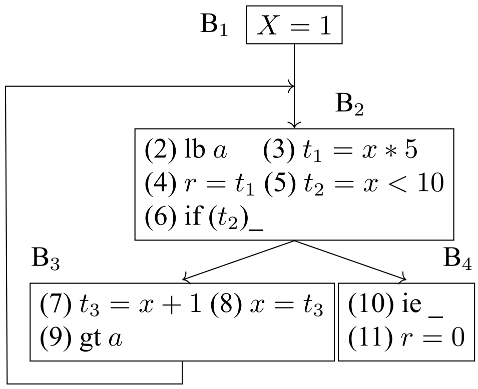


图 8.2: 以基本块为节点的程序流图

第二步，划分基本块。根据算法，找出所有入口，两入口之间的部分即为基本块。观察四元式序列，第 (1) 个四元式是程序入口，是基本块的入口语句；第 (2) 个四元式是第 (9) 个四元式跳转到的语句，可以作为基本块的入口；第 (3) 到第 (5) 个四元式，根据定义，都不是基本块入口；第 (6) 个四元式，是跳转语句，不是基本块入口，但跳转语句的下一条，即第 (7) 个四元式是基本块入口；第 (8) 个四元式不是基本块入口；第 (9) 个四元式是跳转语句，不是基本块入口，下一个四元式 (10) 是基本块入口。从而划分得到如下四个基本块，如图**??**。

8.3.2 局部优化示例

例 8.3 基本块内设有语句片段：

$\mathrm{B} = 5;\ \ \mathrm{A} = 2 * 3.14/(\mathrm{R} + \mathrm{r});$

$\mathrm{B} = 2 * 3.14/(\mathrm{R} + \mathrm{r}) * (\mathrm{R} - \mathrm{r});$

解：这是一个基本块，优化后结果如下。第一个式子删除对 B 的无用赋值；第二个式子可进行常值表达式节省，$2 * 3.14$ 可优化为 6.28；第二个式子和第三个式子中都出现了 $2 * 3.14/(\mathrm{R} + \mathrm{r})$，可以进行公共表达式节省，第二个式子中替换为 A。

$\mathrm{A} = 6.28/(\mathrm{R} + \mathrm{r});$

$\mathrm{B} = \mathrm{A} * (\mathrm{R} - \mathrm{r});$

上述是人工优化的思考过程，下面系统地进行优化。

- 第一步，根据原语句片段，生成图**??**左侧四元式序列。
- 第二步，逐个观察四元式。

第 (1) 个四元式，没有可优化的。

第 (2) 个四元式，是常值表达式，可以优化为 $t_1 = 6.28$，保存该值，不生成四元式。

第 (3) 个四元式，$\mathrm{R} + \mathrm{r}$ 必须计算，不能优化。

第 (4) 个四元式，将 t_1 替换为 6.28。

第 (5) 个四元式不能优化。

第 (6) 个四元式，与第 (2) 个四元式相同，优化为 $t_4 = 6.28$ 并保存。

第 (7) 个四元式, 与第 (3) 个四元式运算、运算对象相同，是公共表达式，保留 t_5≡t_2 的关系。

第 (8) 个四元式，t_4 用 6.28 替代，t_5 用 t_2 替代，与第 (4) 个四元式有公共表达式，保留 t_6≡t_3 的关系。

第 (9) 个四元式不能优化。

第 (10) 个四元式中的 t_6 用 t_3 代替。

第 (11) 个四元式赋值给 B。

得到结果如图**??**右侧，相较原四元式序列，省去了四条。

- 第三步：继续观察四元式。B 的两次赋值之间（第 (2) 到第 (10) 个四元式中），B 没有引用，因此删除第 (1) 个四元式中的无用赋值 B。

最终得到优化后 6 个四元式序列，优化过程如图**??**所示。

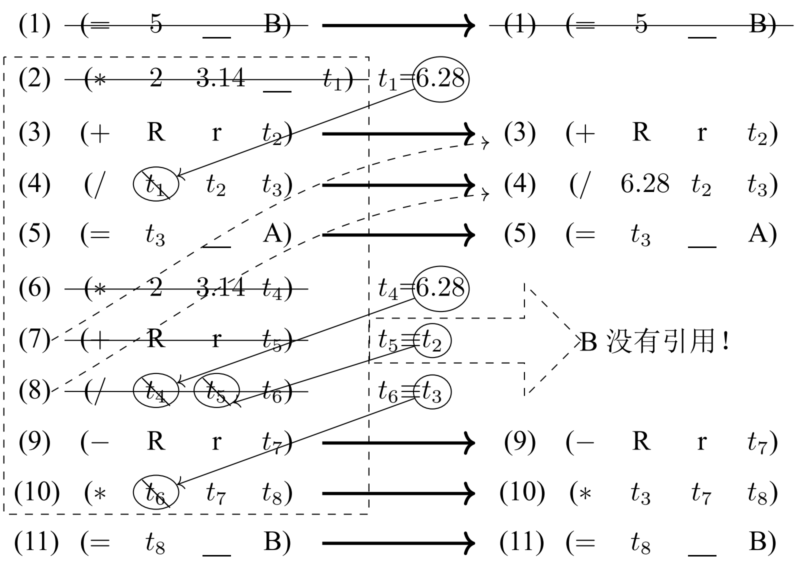


图 8.3: 四元式序列的优化过程

根据例**??**总结优化的基本算法设计：

1. 对于常值表达式节省（例中 (2)(6)）
   (1) 先进行常值计算；
   (2) 取常值的变量以常值代之；
2. 公共表达式节省（例中 (7)(8)）
   (1) 找公共表达式，建立结果变量等价关系；
   (2) 等价变量以老变量代替新变量；

3. 删除无用赋值（例中 (1)）

   (1) 确认一个变量两个赋值点间无引用点；

   (2) 则前一赋值点为无用赋值；

   ……

接下来，进一步构造算法解决这些问题。

8.4 基于 DAG 的局部优化方法

DAG (Directed Acyclic Graph) 是指无环有向图，或称有向无环图（如图**??**），对于计算机相关的系统开发及研究十分重要，这里用来对基本块内的**四元式序列进行优化**。

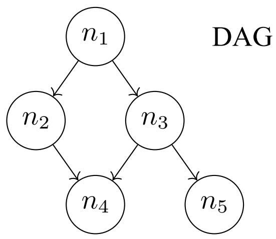


图 8.4: 有向无环图

8.4.1 四元式序列的 DAG 表示

如何把线性的四元式映射到图结构呢？下面图**??**给出 DAG 的结点内容及其表达。图中包含结点，因为是有向图，又包含前驱和后继。四元式中包含一个运算符，两个运算对象，一个结果单元。有向无环图的要素如何与四元式的要素对应起来，这是要研究的第一个问题。

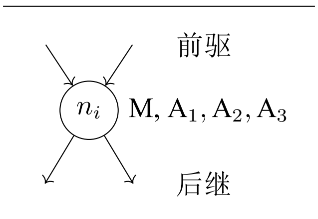


图 8.5: 结点的前驱和后继

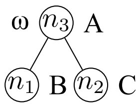
1. **DAG 的结点内容及其表示**

   - n_i：**结点的编码**；
   - ω：**运算符**, 置于结点左侧，将该结点称为 ω 运算结点，代表 ω 运算。ω 运算的运算对象为其后继节点，结果单元标记在结点右侧；
   - M：**主标记**，使用时作为代表优先被使用，如果是叶子结点，表示变量和常数的初值；
   - A_i：**附加标记**，为运算结果变量，为便于描述等价关系，可设置多个，$i = 1, 2, 3, \ldots$。如例**??**中 t_2 和 t_5 都表示 R + r 的结果，可以 t_2 为主标记，t_5 为附加标记，从而便于描述等价关系。

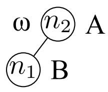
右图中值为 ω 运算结果超过一个变量，$\mathrm{M}, \mathrm{A}_1, \mathrm{A}_2, \mathrm{A}_3$ 都取 ω 运算结果值，它们都应放在结点右侧。在 $\mathrm{M}, \mathrm{A}_1, \mathrm{A}_2, \mathrm{A}_3$ 中选择 M 作为**主标记**，主标记之外的运算结果变量称为**附加标记**，$\mathrm{A}_1, \mathrm{A}_2, \mathrm{A}_3$ 均与 M 等价。

2. 四元式的 **DAG** 表示

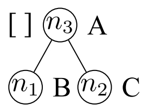
- **赋值**：赋值四元式 (= B __ A) 或 A=B，将 B 的值赋给 A，表示 A 和 B 是等价的。DAG 表示为 n_i B|A，省去了赋值运算符，B 为主标记，A 为附加标记。

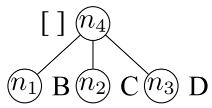
- **双目运算**：双目运算四元式 (ω B C A) 或 A = BωC，将 BωC 赋值给 A，其中 ω 可以是算术运算、关系运算、逻辑运算等。DAG 表示为 

，ω 运算符放在结点 n_3 左侧，结果单元 A 放在结点 n_3 右侧，两个运算对象 B 和 C 放在下面结点 n_1 和 n_2 的右侧，作为 n_3 的后继结点，通过 ω 运算赋值给 A。

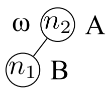
- **单目运算**：有单目运算四元式 (ω B __ A) 或 A =ωB。与双目运算类似，从原来的二叉变成“一叉”，DAG 表示为 

。结点 n_1 表示 B，通过 ω 运算赋值给 A。

- **下标变量赋值运算**：。有下标变量赋值运算四元式 A=B[C]，DAG 表示为 

。A 有两个后继 B 和 C，[] 表示按变量 C 为偏移量，取变量 B 对应数组的元素，结果用 A 表示。将变量赋值给数组元素 B[C]=D，DAG 表示为 

。这种情况比较特殊，[] 操作对象不是 B、C、D 中任何一个，而是以 B 指针开始，以 C 对应的变量为偏移，并以 D 赋值，因此结点 n_4 右侧没有出现结果单元，而是用这个结构表示赋值的过程。

- **转向**：有转向四元式 (ω [B] __ A)，B 为可选单元，DAG 表示如下：第一个表示无条件跳转到 A ω n_i A，第二个根据 B 进行跳转 

。

有了这样的表示形式，就能够完成对四元式序列的 DAG 表示。

例 8.4 求下述语句片段的 DAG 表示：

$\mathrm{B} = 5; \mathrm{A} = 2 * 3.14 * (\mathrm{R} + \mathrm{r}); \mathrm{B} = 2 * 3.14 * (\mathrm{R} + \mathrm{r})/(\mathrm{R} - \mathrm{r});$

解：

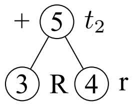
- 第一步，生成对应的四元式序列。

(1) $\mathrm{B} = 5$	(2) $t_1 = 2 * 3.14$	(3) $t_2 = \mathrm{R} + \mathrm{r}$
(4) $t_3 = t_1 * t_2$	(5) $\mathrm{A} = t_3$	(6) $t_4 = 2 * 3.14$
(7) $t_5 = \mathrm{R} + \mathrm{r}$	(8) $t_6 = t_4 * t_5$	(9) $t_7 = \mathrm{R} - \mathrm{r}$
(10) $t_8 = t_6/t_7$	(11) $\mathrm{B} = t_8$	

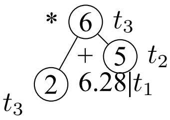
- 第二步，逐个扫描四元式，构建优化 DAG 图。

第 (1) 个赋值四元式，创建结点 1 1 5|B ，主标记为 5，附加标记为 B，表示 B = 5。

第 (2) 个常值运算四元式，将 2*3.14 化简为 6.28，创建结点 2 2 $6.28|t_1$ ，与结点 1 类似，主标记为 6.28，附加标记为 t_1。

第 (3) 个四元式，R 和 r 在 DAG 中均未出现，创建结点 3、4 表示 R 和 r，再创建结点 5，表示通过加法操作结点 3 和 4 的主标记，结果保存在 t_2 

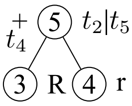
。

第 (4) 个四元式，t_1 在结点 2，t_2 在结点 5，创建结点 6，操作结点 2 和 5 的主标记进行乘法运算，赋值给 t_3 

。

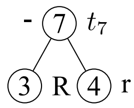
第 (5) 个四元式，将 t_3 赋值给 A，t_3 在 DAG 中已存在，因此 A 作为结点 6 的附加标记 * 6 t_3|A 。注意，因为主标记 t_3 为临时变量，而 A 为用户定义变量，这里要将 A 和 t_3 进行互换，表示为 * 6 A|t_3 。

第 (6) 个四元式，将 6.28 赋值给 t_4，6.28 在 DAG 中已存在，因此 t_4 作为结点 2 的附加标记 6 $6.28|t_1,t_4$ 。

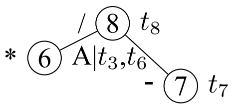
第 (7) 个四元式，将 R + r 赋值给 t_5，R 和 r 以及 R + r 的结果在 DAG 中也已存在，因此将 t_5 作为结点 5 的附加标记 

。

第 (8) 个四元式，t_4 在结点 2，t_5 在结点 5，结点 2 和结点 5 的乘法结果在 DAG 中已存在，因此将 t_6 作为结点 6 的附加标记 A|t_3,t_6 。

第 (9) 个四元式，R 在结点 3，r 在结点 4，R − r 的结果不存在，因此创建结点 7，R − r 的结果保存在 t_7 

。

第 (10) 个四元式，t_6 在结点 6，t_7 在结点 7，创建结点 8，表示结点 6 的主标记和结点 7 的主标记相除，结果保存在 t_8 

。

第 (11) 个四元式，将 t_8 赋值给 B，在结点 1 中删去 B 1 5|~~B~~ ，将 B 作为结点 8 的附加标记 / 8 t_8|B ，同样需要调换 B 和 t_8 的顺序 / 8 B|t_8 。

得到最终的 DAG 表示如下：

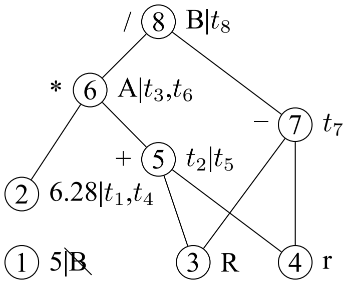


图 8.6: 最终的 DAG 表示

- 第三步，根据优化的 DAG 重组四元式。

结点 1，没有后继结点，即没有运算四元式，附加标记的 B 被删去，若存在附加标记，表示存在赋值四元式。

结点 2，没有后继结点，没有运算四元式，但存在等价关系，理论上生成 $t_1 = 6.28$ 和 $t_4 = 6.28$ 两个赋值四元式，但 t_1 和 t_4 是临时变量，是编译器定义的，与用户无关，临时变量不会在后续被使用，且 t_1、t_4 与 6.28 等价，因此可以用 6.28 代替 t_1 和 t_4，附加标记中放的都是临时变量，这时的赋值四元式可以省去。

结点 3 和结点 4，没有后继结点，没有附加标记，不需要进行操作。

结点 5，存在后继结点，生成运算四元式 $t_2 = \mathrm{R} + \mathrm{r}$，附加标记上的临时变量不用生成赋值语句，因此具有等价关系的 t_5 被省去。

结点 6，存在后继结点，生成运算四元式 $\mathrm{A} = 6.28 * t_2$，附加标记 t_3、t_6 均为临时变量，省去。

结点 7，存在后继结点，生成运算四元式 $t_7 = \mathrm{R} - \mathrm{r}$。

结点 8，存在后继结点，生成运算四元式 $\mathrm{B} = \mathrm{A}/t_7$。

最终得到重组四元式如下，四元式数量从原来的 11 减少为 4。

(1) $t_2 = \mathrm{R} + \mathrm{r}$

(2) $\mathrm{A} = 6.28 * t_2$

(3) $t_7 = \mathrm{R} - \mathrm{r}$

(4) $B = \mathrm{A}/t_7$

介绍到这里，第二步中对于结点 6 和结点 8，为什么要进行位置交换？其实目的是减少四元式数量，优化中间代码。当结点右部存在若干个等价的值（包括常值、变量），在这若干个中选择一个作为主标记，优先关系为：常值（第一级）、用户定义变量（第二级）、临时变量（第三级）。如果附加标记中都是临时变量，赋值四元式可以省去；如果附加标记中存在用户定义变量，赋值四元式不可省去，因为在后续可能会被用户使用。结点 1 中 B 在附加标记上，且被重新赋值，原来的 B 可被主标记值替代，因此被省去，若 B 在主标记上，则不可省去。

8.4.2 基于 DAG 的局部优化算法

例**??**是一个典型的 DAG 优化算法实例，下面对基于 DAG 的局部优化算法进行系统总结。

1. **构造基本块内优化的 DAG**

假设：①n_i 为已知结点号，n 为新结点号；②访问各节点信息时，按结点号逆序进行；具体原因后面在例题中说明。

- 开始：

  ①DAG 置空；依次读取一四元式 A=BωC。

  ②分别定义 B, C 结点，若已定义过，可以直接使用。

  (1) 若赋值四元式 A = B

  ①把 A 附加于 B 上，即 n_1 …B…,A ，表示 A 和 B 等价。

  ②若 A 在 n_2 已定义过，且 A 在附加标记时，需要删去，即 n_2 …|…~~A…~~；A 在主标记时，则无需删去。

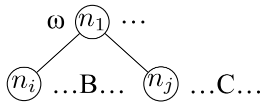
  (2) 若常值表达式 A=C_1ωC_2 或 A = C

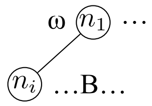
①计算常值 $C = C_1 \omega C_2$。

②若 C 在 n_1 已定义过，则 n_1 C|…,A ，如上例中结点 2 的主标记为 6.28，表示 $t_4 = 6.28$ 时，只需将 t_4 作为这个结点的附加标记；否则申请新结点，且 n C|A ，C 为主标记，A 为附加标记。

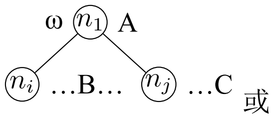
③若 A 在 n_2 已定义过，且 A 在附加标记，删去，即 n_2 …|…~~A…~~ 。

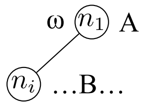
(3) 若其他表达式 $A = B\omega C$ 或 $A = \omega B$

①若在 n_1 存在公共表达式 BωC 或 ωB，分别表示为 

和 

，则把 A 附加在 n_1 上，即 ω n_1 …,A 。

②若不存在公共表达式，则申请新结点 n， 

或 

。

③若 A 在 $n2$ 已定义过，且 A 在附加标记，则删除，即 n_2 …|…~~A…~~；若 A 为主标记，则免删。

- 结束：调整结果单元结点的主标记、附加标记的顺序。

★ 主标记优先顺序为：**常量，非临时变量，临时变量**。

2. **根据基本块内优化的 DAG，重组四元式**

假设：①**临时变量**的作用域是基本块内；②**非临时变量**的作用域也可以是基本块外。

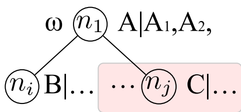
两条假设的目的是在最终优化后的代码中，必须保证所有非临时变量的值是最新的，临时变量的值若在后续没有使用，就不需要赋值。

- 开始：按结点编码顺序，依次读取每一结点 n1 信息：

(1) 若 n_1 为带有附加标记的叶结点，即 n_1 B|A₁,A₂,… ，表示 A_i 与 B 等价

①若 A_i 为非临时变量，则生成 q_1: $A_i = B(i = 1, 2, \ldots)$。

②若 A_i 是临时变量，则不需要生成。临时变量在基本块外不使用，而生成四元式时使用的是主标记 B。

(2) 若 n_1 为带有附加标记的非叶结点，即 

①生成 q_1: A=BωC 或 A=ωB，用主标记进行计算。

②若 A_i 为非临时变量，则生成 q_2: $A_i = A(i = 1, 2, \ldots)$。保证非临时变量在基本块出口时，值是正确的。若 A_i 是临时变量，则不需要生成四元式。

★ 注意：以主标记参加运算。

例 8.5 求下述语句片段的 DAG 表示：

$A = 2 * 3 + B/C$

$B = 2 * 3 + B/C$

$C = 2 * 3 + B/C$

解：

- 第一步，生成四元式序列（不能“自动”优化）

(1) (*, 2, 3, t_1)
(2) (/, B, C, t_2)
(3) (+, t_1, t_2, t_3)
(4) (=, t_3, __, A)
(5) (*, 2, 3, t_4)
(6) (/, B, C, t_5)
(7) (+, t_4, t_5, t_6)
(8) (=, t_6, __, B)
(9) (*, 2, 3, t_7)
(10) (/, B, C, t_8)
(11) (+, t_7, t_8, t_9)
(12) (=, t_9, __, C)

- 第二步，构造优化的 DAG

依次读取四元式，根据算法构造 DAG。需要注意，访问各结点信息时，按结点号逆序进行。例如读取第 10 个四元式后，从结点 5 开始找最新的 B 和 C，从而建立新的结点，旧的 B 参与运算，且是主标记，要保留。前两个表达式中的 B/C 是公共表达式，而第三个式子中不是，B 的值已经被更新。类似地，读取各个四元式，依据算法构建 DAG，最终优化后的 DAG 图如图**??**。

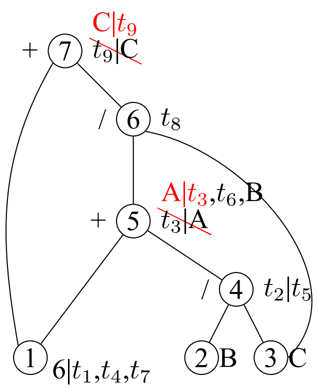


图 8.7: 最终优化后的 DAG 表示

- 第三步，优化后的四元式序列。按结点编码顺序，依次读取每一结点 n_1 信息，生成相应四元式序列如下。

(1) (/, B, C, t_2)
(2) (+, 6, t_2, A)
(3) (=, A, __, B)
(4) (/, A, C, t_8)
(5) (+, 6, t_8, C)