> 学号：20376158
>
> 姓名：安达楷
>
> 班级：212114

优化文档

这部分其实没有涉及到编码前的设计和编码后的修改。编码前的设计一般都比较简单，主要是优化后的debug过程比较痛苦。

中间代码优化

常量计算

如果可以直接将值计算出来时，就直接计算出来。在`visitExp`中，尝试计算一下，如果可以计算，那么就返回这个值，如果出错了，就`catch`这个报错，接着正常输出计算的中间代码。

或者是变量的值在全局都没有发生过变化的，也可以当做常量。新开一个类`NoChangeValue`，定义时将变量都存进去，维护一个`<ValueSymbol, int>`的键值对。当在翻译的时候变量出现在了等式左边，那就将其从表里拿走。中间代码翻译结束后，遍历所有的中间代码，将其中没有改变的变量替换为其值。

```
const int a[4] = {1,2,3,4};

int main() {
    int b = a[0] + 5;
    printf("%d", a[1]);
    printf("%d", a[1] * a[2]);
    return 0;
}
```

原来的中间代码：

```
######### Middle Code Start #########
GLOBAL VALUE:
ARRAY a 1,2,3,4
GLOBAL STRING:
############################
###### BEGIN_main ######
###### func_size is 4######
Func_main:
### BLOCK_FUNC BEGIN
LABEL_1:
OFFSET 0 a T0
LOAD T1 T0
ADD T1 5 T2
DEF_VAR T2 b[0x4]
OFFSET 4 a T3
LOAD T4 T3
PRINT_INT T4
OFFSET 4 a T5
LOAD T6 T5
OFFSET 8 a T7
LOAD T8 T7
```

```
MUL T6 T8 T9
PRINT_INT T9
return 0
### BLOCK_FUNC END
###### END_main ######

######### Middle Code End #########
DIV     : 0
MULT    : 1
JUMP/BRANCH     : 0
MEM     : 4
OTHER   : 15
FinalCycle : 31.0
```

现在的中间代码:

```
######### Middle Code Start #########
GLOBAL VALUE:
ARRAY a 1,2,3,4
GLOBAL STRING:
############################
###### BEGIN_main ######
###### func_size is 4######
Func_main:
### BLOCK_FUNC BEGIN
LABEL_1:
DEF_VAR 6 b[0x4]
PRINT_INT 2
PRINT_INT 6
return 0
### BLOCK_FUNC END
###### END_main ######

######### Middle Code End #########
DIV     : 0
MULT    : 0
JUMP/BRANCH     : 0
MEM     : 0
OTHER   : 9
FinalCycle : 9.0
```

第二种优化:

```
int func(int a, int b){
    return a;
}

int main(){
    int x = 10;
    int y = 10;
    y = 100;
    y = func(x, y);
    printf("y is %d\n", y);
    return 0;
}
```

DIV	MULT	JUMP/BRANCH	MEM	OTHER	FINAL CYCLE
0	0	2	10	22	56
0	0	2	9	23	54

但是实际上，这部分对于竞速测速没有任何优化。

10	常量传播	101764.0	7000.0	590167.0	125671.0	35203355.0	6835184.0	214323.0	-

数据流图建立

参考课件：

算法14.1　划分基本块

输入： 四元式序列
输出： 基本块列表。每个四元式仅出现在一个基本块中
方法：

1、首先确定入口语句（每个基本块的第一条语句）的集合。

- 规则1：整个语句序列的第一条语句属于入口语句；
- 规则2：任何能由条件/无条件跳转语句转移到的第一条语句属于入口语句；
- 规则3：紧跟在跳转语句之后的第一条语句属于入口语句。

2、每个入口语句直到下一个入口语句，或者程序结束，它们之间的所有语句都属于同一个基本块。

虽然之前已经是按照`basicblock`划分的基本块，但是当时的划分有一点随意，并没有按照基本块的规范划分，这里再重新规范一下。每个函数`Func`中包含一个`funcbody`的基本块，在这个基本块中有多个基本块。各个基本块之间有前驱和后继关系。

基本块的在下面的情况会发生更新：

- if语句。如果出现if时，首先确定好三个基本块，`ifBlock`,`elseBlock`,`endBlock`。在当前基本块下翻译`cond`，然后翻译下面的block时设置`curBlock`的值。
- for语句。如果出现for时，首先确定好四个基本块，`condBlock`,`bodyBlock`,`stepBlock`,`endBlock`。在当前基本块下翻译`forStmt1`，然后接着翻译下面的block。

这里重构了中端的基本块！！！重构后，每个基本块的结尾都是`jump anotherBlock`方便建立数据流图

无用代码删除

在建立了新的基本块后，发现有不少跳转都是可以合并的，如果跳转到的基本块只有一条跳转语句，那么就直接跳转到下一个基本块，用一个`while`循环不断遍历。

可以删除的无用代码：

- `jump`的多次跳转可以合并的情况
- 不会被经过的基本块。（这里，不能简单地判断前驱为0，因为可能存在一个链表）

同时，在我的中间代码中，存在着

- `JUMP后仍有代码`的情况，将`JUMP`后面的无用代码删除
- 基本块最后两个语句是`JUMP_NEZ`和`JUMP`两种情况，这两种`JUMP`的`target`都需要设置。

MERGE_JUMP有问题，造成死循环

在建图的时候可能形成环，需要处理。

> 在删除`std::vector<BasicBlock*> basicBlocks`中指定的`basicBlock`时遇到了问题！！！
>
> 使用c++的同学注意！千万不要在循环中修改循环的数组。
>
> 可以使用迭代器，也可以暂存需要删除的变量。

```cpp
std::vector<int> numbers = {1, 2, 3, 4, 5};
// 错误的示例：在循环中使用 erase()
for (auto it = numbers.begin(); it != numbers.end(); ++it) {
    if (*it % 2 == 0) {
        numbers.erase(it);  // 这里会导致迭代器失效
    }
}

// 正确的示例：使用有效的迭代器和更新迭代器
for (auto it = numbers.begin(); it != numbers.end(); ) {
    if (*it % 2 == 0) {
        it = numbers.erase(it);  // 使用 erase() 返回的有效迭代器
    } else {
        ++it;  // 更新迭代器
    }
}
```

在进行了上述操作后，中间代码的数量大大减小。

12	MergeJump	101764.0	7000.0	590167.0	125671.0	35174487.0	6824276.0	214008.0	-

到达定义分析

- 到达定义分析是沿着流图路径的，有的数据流分析是反方向计算的。
- 活跃变量分析：
  - 了解变量x在某个执行点p是活跃的
    - 变量x的值在p点或沿着从p出发的某条路经中会被使用，则称x在p点是活跃的。
  - 通过活跃变量分析，可以了解到某个变量x在程序的某个点上是否活跃，或者从该点出发的某条路径上是否会被使用。如果存在被使用的可能，x在该程序点上便是活跃的，否则就是非活跃，或者死的。
  - 如果拥有寄存器的变量x在p点开始的任何路径上不再活跃，可以释放寄存器。
  - 如果两个变量的活跃范围不重合，则可以共享同一个寄存器。

数据流方程：

$$in[B] = use[B] \cup (out[B] - def[B])$$

$$out[B] = \cup_{B\text{的后继基本块}} in[P]$$

$def[B]$：变量在B中被定义或赋值先于任何对他们的使用，先定义后使用

$use[B]$：变量在B中被使用先于任何对他们的定义，先使用后定义

算法流程：

1. 初始化：第一个基本块的$out[ENTRY] = \Phi$，所有的基本块的输出$out[B]$也是Φ
2. 计算每个基本块的$kill[B]$和$gen[B]$
3. 根据$in[B] = \cup_{B\text{的前驱基本块}P} out[P]$，$out[B] = gen[B] \cup (in[B] - kill[B])$，计算每个基本块的$in[B]$，$out[B]$。如果某个基本块计算得到的$out[B]$与之前计算得到的不同，就循环2。

实现：

- 集合中的每个定义点，将其下标映射为一个二进制位数中的一位。
- ∪相当于是或运算，—相当于是将后者取反后，与前者按位与。
- $kill[B]$：**注意考虑的范围是这个函数中的所有基本块中**，比如B中有一个`d1:a=1;`，在另一个基本块中有一个`d3:a=3`，那么$kill[B] = d3$
- $gen[B] = gen[d_n] \cup (gen[d_{n-1}] - kill[d_n]) \cup \ldots \cup (gen[d1] - kill[d2] - kill[d3] - \ldots - kill[d_n])$

在函数中，每个`symbol`对应一个定义集`DataFlowDef`。遍历所有的block并填充这个定义集

每个代码，得到他的$kill[d_i]$和$gen[d_i]$

每个`block`，遍历所有的$kill[d_i]$，求并集即可得到$kill[B]$, $gen[B]$的话按照公式即可。

活跃变量分析

- 数据流方程如下：

  $in[B] = use[B] \cup (out[B] - def[B])$

  - $out[B] = \cup_{B的后继基本块P} in[P]$
  - def[B]：变量在B中被定义（赋值）先于任何对它们的使用【先定义后使用】。
  - use[B]：变量在B中被使用先于任何对它们的定义【先使用后定义】。

- 到达定义数据流分析，其数据流信息是沿着流图中路径的方向进行计算的。
- 活跃变量分析的数据流信息，需要沿着流图路径的反方向计算得出。

  - def[B]：变量在B中被定义（赋值）先于任何对它们的使用。【先定义后使用】。
  - use[B]：变量在B中被使用先于任何对它们的定义。【先使用后定义】

算法14.5 基本块的活跃变量数据流分析

- 输入：程序流图，且基本块的use集合和def集合已经计算完毕
- 输出：每个基本块入口和出口处的in和out集合，即in[B]和out[B]
- 方法：
  1. 将包括代表流图出口基本块B_{exit}在内的所有基本块的in集合，初始化为空集。
  2. 根据方程$out[B] = \cup_{B的后继基本块P} in[P]$，$in[B] = use[B] \cup (out[B] - def[B])$，为每个基本块B依次计算集合out[B]和in[B]。如果计算得到某个基本块的in[B]与此前计算得出的该基本块in[B]不同，则循环执行步骤2，直到所有基本块的in[B]集合不再产生变化为止。

根据上述ppt内容设计代码：

- 首先求得每个block的use和def集合。求的过程中，如果变量是在式子的左侧那就加入`def`集合，如果变量在式子的右侧那就加入`use`集合。
- 根据程序流方程计算得到$out[B]$和$in[B]$

```
auto def = code->getDef();
if (def != nullptr) {
    auto name = def->name;
    this->defSet->insert(def);
}
auto uses = code->getUse();
if (uses != nullptr) {
    for (auto use : *uses) {
        if (use != nullptr) {
            this->useSet->insert(use);
        }
    }
}
```

死代码删除

死代码删除是建立在**活跃变量分析**基础之上的。

算法：

1. 对于基本块B，将$out[B]$中的变量放入一个集合S中，倒着遍历该基本块的所有代码
2. 如果当前代码：
    1. def不为空，且在S中：将他的use加入集合，并且将def移出。
    2. def为空：如可能是$printf$这种，只有use，将use加入。
    3. def不为空，且不在S中：表示不活跃，可以删除该代码

注意：

- 如果是`getint()`，需要读取。
- 变量是全局变量时不能删除
- 中间代码是函数调用或输入语句时也不能删除

debug：

- 我的数组偏移是一个临时的值，每次计算偏移的时候都会新建一个`TEMP`的变量，这样的话，如果是

    ```
    int a[2] = {1, 2};
    printf("%d", a[0]);
    --->
    OFFSET 0 a T0
    STORE 1 T0
    OFFSET 4 a T1
    STORE 2 T1

    OFFSET 0 a T2
    LOAD T3 T2
    PRINT_INT T3
    ```

    这时，进行死代码删除时就会将前面的赋值语句删除掉。

    所以我在这里进行了特殊判断，如果是地址变量的话，就不进行死代码删除。

常量传播与复写传播

（做了基本块内的传播和变量复写，但是有bug，最终未使用该优化）

常量可以跨基本块传播，变量只内块内传播

全局变量的值不能传播，因为可能在中途发生变化，比如函数调用的时候：

基本块内传播：

- 维护一个def的列表q，在遍历了一个代码，如果他的def不为空，那就插入。
- 遍历代码，取出他的use，倒着遍历q，如果q中有use，那么停止遍历。
  - 如果q中的这个def是常量赋值，那么就传给use
  - 如果是给变量赋值，那么从q的当前位置正向遍历，检查该变量赋值的代码右侧所使用的变量是否在之后被重新定义，如果没有，就将这个变量复写给use

20	基本块内常量传播	10667.0	6999.0	590162.0	125671.0	35164480.0	6823406.0	213948.0	-

```c
int main() {
    int a = 10;
    int c = a + 100;
    c = c + a * a;
    int b = a * 10 + c * 100;
    printf("%d\n", b);
    return 0;
}
```

优化后：

```
Func_main:
### BLOCK_FUNC [0] BEGIN
main:
PRINT_INT 21100
PRINT_STR str_0
return 0
### BLOCK_FUNC [0] END
```

跨基本块的常量传播：

- 每个函数都维护一个表，表示函数中的所有符号。他的值有三种`UNDEF`，`CONST`，`NAC`(NOT A CONST)三种。
- 每个基本块先处理自己的
- 处理一个基本块，处理后得到他的符号状态，然后传递给他的后继基本块。后继基本块

伪代码：

```
M[entry] == init
do
    change = false
    worklist <- all BBs; ∀B visisted(B) = false
    while worklist not empty do
        B = worklist.remove
        visited(B) = true
        m' = fB(m)
```

```
        ∀B' ∈ successors of B
        if visited(B') then
            continue
        end
        else
            m[B'] ∧= m'
            if m[B'] change then
                change = true
            end
            worklist.add(B')
        end
    end
while(change == true)

```

由于在常量传播后，尽管中间代码的部分修改为了常数，但是还是没有减少执行的条数，需要对转换后的中间代码进行转换，比如`ADD 1 2 T0`直接转换为`DEF_VAL T0 3`，然后在下一轮的计算中，就会将`T0`视为常量继续新一轮的传播

变量复写

```c
int a = 10;
int main() {
    int b = a;
    int c = b;
    int d = c + b;
    printf("%d\n", d);
    return 0;
}

===
DEF_VAR a b[0x4]
ADD b b T0  // 变量c覆写了
PRINT_INT T0
PRINT_STR str_0
return 0
```

目标代码优化

图着色寄存器

主要由四个步骤：**构造、简化、溢出、选择。**（虎书中还有合并、冻结操作，但是我并没有涉及到，就不考虑了）

构造：构造冲突图

简化：一个点m，如果他的邻接点个数少于寄存器个数K，那么$G' = G - m$ 如果可以用K色着色，那么G也可以。

溢出：当简化过程中都是高度数的节点时，标记某个节点为需要溢出的节点。

选择：从一个空的图开始，重复地将栈顶节点添加到图中来重建原来的冲突图，弹栈的时候肯定是可以着色的。对于溢出的节点不进行着色

只考虑变量是局部变量或参数：

- 在冲突图中分配了寄存器的变量，是**跨基本块不变的**，所以直接返回对应的寄存器即可。

如果是临时变量或溢出变量的话：

- 如果`tempRegisters`中已经有了，那就直接返回。
- 如果没有，那就使用`OPT`方式释放一个寄存器并分配。

溢出变量本质上还是局部变量或者是参数的，所以需要由冲突图`ColorRegister`进行管理。

只有以下情况才需要写回寄存器：

考虑`globalRegisters`写回的情况：

- 函数调用前，写回所有的全局寄存器，以让新的函数使用。函数调用后，加载回全部的全局寄存器。

考虑`tempRegisters`写回的情况：

- 函数调用前，写回全部的寄存器。
- `return`时，写回`GLOBAL`，更新全局变量的值。
- `jump`跳转基本块时，写回`TEMP`和`GLOBAL`和`SPILL`。

OPT

在OS课上学到的最优的替换策略，由于已经知道了所有的代码，所以可以预判未来最晚使用的变量，从而将其替换掉。

处理局部基本块中的临时变量，需要传入当前所在的block，然后得到现在的`Registers`中最晚使用的寄存器，选择将其替换出去。

引用计数

在计算中会产生很多的临时变量，他们很多时候只使用一次，没有必要继续保存。

在函数开始时，统计所有临时变量的使用次数，每当一行代码使用了这个临时变量，就`consumeUse`，当使用次数为0的时候，就直接把寄存器清空，而不再将寄存器保存回内存中。

这个方法对于testfile8有奇效。

乘除模优化

乘法优化就是将乘法运算替换为移位运算和加法运算，**本质上就是将一个数转换为2的幂**，
$x = 2^{k_i} + ... 2^{k_j}$

如果替换后的指令数量小于等于乘法的指令数量，那就替换，否则不进行替换。只针对于一个是立即数，一个是符号的情况有效，比如`b=a*10`，就可以写作：

```
sll $t4 $a1 1
sll $a0 $a1 3
addu $v1 $t4 $a0
```

除法优化参考了论文中的算法，本质上就是将n/d转换为$nm/2^{N+l}$，然后使用乘法和移位运算，由于除法占用20条指令，所以做了这个优化后肯定可以优化除法的指令条数。需要注意的是在编写代码时使用`int`是肯定会爆数据范围的，需要使用`long long`。

```
procedure CHOOSE_MULTIPLIER(uword d, int prec);
Cmt. d - Constant divisor to invert. 1 ≤ d < 2^N.
Cmt. prec - Number of bits of precision needed, 1 ≤ prec ≤ N.
Cmt. Finds m, sh_post, ℓ such that:
Cmt.        2^(ℓ-1) < d ≤ 2^ℓ.
Cmt.        0 ≤ sh_post ≤ ℓ. If sh_post > 0, then N + sh_post ≤ ℓ + prec.
Cmt.        2^(N+sh_post) < m * d ≤ 2^(N+sh_post) * (1 + 2^-prec).
Cmt. Corollary. If d ≤ 2^prec, then m < 2^(N+sh_post) * (1 + 2^(1-ℓ))/d ≤ 2^(N+sh_post-ℓ+1).
Cmt.            Hence m fits in max(prec, N - ℓ) + 1 bits (unsigned).
Cmt.
int ℓ = ⌈log2 d⌉,    sh_post = ℓ;
udword m_low = ⌊2^(N+ℓ)/d⌋,    m_high = ⌊(2^(N+ℓ) + 2^(N+ℓ-prec))/d⌋;
Cmt. To avoid numerator overflow, compute m_low as 2^N + (m_low - 2^N).
Cmt. Likewise for m_high. Compare m' in Figure 4.1.
Invariant. m_low = ⌊2^(N+sh_post)/d⌋ < m_high = ⌊2^(N+sh_post) * (1 + 2^-prec)/d⌋.
while ⌊m_low/2⌋ < ⌊m_high/2⌋ and sh_post > 0 do
    m_low = ⌊m_low/2⌋;    m_high = ⌊m_high/2⌋;    sh_post = sh_post - 1;
end while;                          /* Reduce to lowest terms. */
return (m_high, sh_post, ℓ);        /* Three outputs.          */
end CHOOSE_MULTIPLIER;
```

```
Inputs: sword d and n, with d constant and d ≠ 0.
udword m;
int ℓ, sh_post;
(m, sh_post, ℓ) = CHOOSE_MULTIPLIER(|d|, N - 1);
if |d| = 1 then
   Issue q = d;
else if |d| = 2^ℓ then
   Issue q = SRA(n + SRL(SRA(n, ℓ - 1), N - ℓ), ℓ);
else if m < 2^(N-1) then
   Issue q = SRA(MULSH(m, n), sh_post) - XSIGN(n);
else
   Issue q = SRA(n + MULSH(m - 2^N, n), sh_post)
             - XSIGN(n);
   Cmt. Caution — m - 2^N is negative.
end if

if d < 0 then
   Issue q = -q;
end if
```

模优化是在除法优化的基础上做的，在做了除法优化后，得到的结果乘上除数，再用被除数减去这个值就等于模了。

窥孔优化

窥孔优化其实是效果仅次于寄存器分配的优化，并且在优化的过程中会感到效果好到出乎意料。

我就是靠着窥孔优化有3个点从50名左右进入了前10名，细节决定成败，积少成多。

- 跳转语句如果刚好跳到的是下一跳，那么可以删除。

  如果想要从中端进行删除的话，

  ```
  JUMP LABEL_19

  LABEL_19:
  xxx
  xxx


  JUMP LABEL_19
  ```

  删除前，第一处的`JUMP LABEL_19`会保存寄存器，这样在`LABEL_19`中用到时会从内存中加载，即使在LABEL_19中寄存器发生了变化也一样处理。

  但是删除后，如果内部寄存器发生了变化就会产生问题。

  所以进行判断，如果跳转到的block只有一个前驱，才删除这个`JUMP`。

- 删除无用的`move`，两个寄存器一样。

  ```
  move $t0 $t0
  ```

- 处理`sle`：

  ```
  li $t5 100
  sle $s0 $t0 $t5
  ```

  由于`sle`是伪指令，且占用较多指令数。可以优化为：

  ```
  li $t5 101
  slt $s0 $t0 $t5
  ```

  此时还可以利用`slti`进行优化

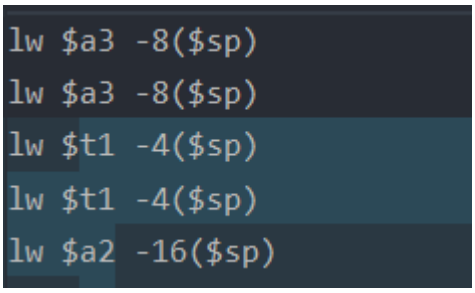
  ```
  slti $s0 $t0 101
  ```

  从原来的1+3条变为了1条。

  这里可能会存在立即数范围的问题，如果数据过大还是只能使用`slt`。

- `JUMP_EQZ`中窥孔，由于在跳转前，需要保存临时寄存器，在使用`JUMP_EQZ`时，又会根据某个值来判断是否跳转，即同一个变量，先`sw`后接着`lw`，这种冗余可以通过不将该寄存器写回的方式实现，实现方式也很简单，在`freeAllRegisters`中加一个参数`exceptSymbol`就解决了。

  这一点的效果出乎意料地好，由于每次循环都会减少一次`sw`和`lw`。



- 生成的后端代码有时会重复出现这样的代码，将这种冗余代码去除。
- 代码中可能存在如下命令：

```
li $a3 1
seq $s2 $a3 $zero
beqz $s2 LABEL_0
```

需要6条指令

而如果是

```
li $a3 1
bne $a3 $zero LABEL_0
```

只需要2条命令

同理：

```
sne $s2 $a2 $zero
beqz $s2 LABEL_0
---> beq
```

- move合并：第一条是临时变量，第二条是将这个临时变量赋值给变量，第一条的临时变量只会使用这一次，其实完全可以将第一二条进行合并。

```
move $k1 $v0
move $s6 $k1
```

对于这样的进行合并：

```
move $s6 $v0
```

优化结果

优化前：

3	123	101528.0	6088.0	570173.0	117631.0	33503355.0	6837520.0	213272.0	-

优化后：

88	FINAL!	6632.0	1039.0	70146.0	37199.0	12948996.0	5330853.0	88931.0	16041779.0

写文档时的排名：

32 11(并列第9) 8 7 18 38 28 32

很满意啦！

优化总结

汇总一下，其实我做的优化也不算多，中端是常量计算、死代码删除，后端是图着色寄存器、OPT、引用计数、乘除模优化、窥孔优化。

其中效果最好的是图着色寄存器、引用计数、除法优化、窥孔优化，中端不知道是我做的有问题还是怎么回事，效果都不是很好，尽管我花了很多时间在中端优化上，但是效果真不太行。

公开的样例testfile7感觉做循环不变式外提会有很好的效果，但是没时间做了就放弃了。

寄存器分配花了我最多的时间，效果其实不算太好，窥孔优化是最让我惊喜的，可能就只花了一下午吧，就把三个点从50名左右优化到了前十，效果十分的显著，比起这些大的优化，改动的地方其实也特别少，强烈建议后面做优化的同学要考虑考虑窥孔，细节决定成败，积少成多啊！

推荐的优化顺序的话：

- 先建流图，做活跃变量分析
- 做图着色寄存器分配、引用计数、OPT，或者不做图着色和OPT都行，那也不用做活跃变量分析了。
- 乘除法优化
- 窥孔优化

这些点做了肯定前50了，其他的优化我都没做过了，也不知道具体难度怎么样。但是只要是能针对循环和访存进行优化的，效果一定会很好。另外就是，可以从评测结果看到哪些命令有多少指令数，我甚至是快要结束才知道的。

要说优化卷吧，其实只需要做两三个优化就可以排名比较靠前了，但是在做的时候确实是盲人摸象，一开始没有什么优化的方向。