

选做部分

选做部分

数据流分析和优化简介

数据流分析

函数基本信息分析

测试和输出

活跃变量分析

算法思路

测试和输出

可用表达式分析

算法思路

数据结构和细节

测试和输出

数据流优化

强度削弱

针对算术不变量的优化

局部连续指令的优化

包含以上三部分的测试和输出

循环不变式外提

算法思路

测试和输出

常量传播

算法思路

测试和输出

思考题

理解DCE Pass

理解Global Pass

问题、难点与展望

强度削弱

连续指令的优化

循环不变式外提

现存问题：

如何解决：

可用表达式分析

现存问题：

如何解决

常量传播

现存问题

如何解决

其他问题及展望

问答补充

数据流分析和优化简介

- 数据流分析是一组用来获取程序执行路径上的数据流信息的技术
- 数据流分析技术的应用
 - 到达-定值分析 (Reaching-Definition Analysis):
 - 活跃变量分析 (Live-Variable Analysis)
 - 可用表达式分析 (Available-Exprssion Analysis)

在每一种数据流分析应用中，都会把每个**程序点**和一个**数据流值**关联起来。

- 数据流分析的模式
 - $IN[s]$: 语句s之前的数据流值
 - $OUT[s]$: 语句s之后的数据流值
 - f_s : 语句s的 **迁移函数** (transfer function)
 - 迁移函数有两种风格: 信息沿执行路径正向传播或者逆向传播
 - 信息沿执行路径前向传播 (前向数据流问题) : $OUT[s] = f_s(IN[s])$
 - 信息沿执行路径逆向传播 (逆向数据流问题) : $IN[s] = f_s(OUT[s])$
 - 基本块中相邻两个语句之间的数据流值的关系:
 - 设基本块B由语句 s_1, s_2, \dots, s_n 顺序组成, 则
$$IN[s_i + 1] = OUT[s_i]$$
- 基本块的数据流模式
 - $IN[B]$: 紧靠基本块B之前的数据流值
 - $OUT[B]$: 紧靠基本块B之后的数据流值
 - 设基本块B由语句 s_1, s_2, \dots, s_n 顺序组成, 则
 - $IN[B] = IN[s_1]$
 - $OUT[B] = OUT[s_n]$
 - f_B : 基本块B的迁移函数, 同样也分为前向和后向数据流问题
 - 前向数据流问题: $OUT[B] = f_B(IN[B])$
 - 后向数据流问题: $IN[B] = f_B(OUT[B])$
- 数据流优化的有关应用
 - **常量传播**: 在编译优化阶段, 能够计算出结果的变量, 直接替换为常量。通常分为过程内和过程间常量传播
 - **循环不变式外提**: 把 LLVM IR 中的循环不变量外提, 减少指令的执行次数, 从而对 LLVM IR 进行优化。
 - **函数内联替换**: 对IR中的函数调用进行适当的内联展开
 - **公共子表达式删除**: 消除冗余的表达式, 减少重复计算
 - **强度削弱**: 用一个较廉价的运算代替一个花费较大的运算
 - **归纳变量删除**: 找到循环中的归纳变量, 用以强度削弱以及死代码删除
 - **死代码删除**: 移除对程序运行结果没有任何影响的代码
 - **循环展开**: 降低循环开销, 为具有多个功能单元的处理器的处理器提供指令级并行
 - **部分冗余优化**

数据流分析

函数基本信息的分析

统计函数的相关信息, 包括

- 函数名
- 函数参数的个数
- 函数被调用的次数
- 函数包含的基本块个数
- 函数包含的LLVM IR指令数

```
for (auto iter = M.begin(); iter != M.end(); ++iter){
    Function &func = *iter;
    //函数名
```

```

    llvm::outs() << "Name:" << func.getName() << "\n";
    //函数参数个数
    llvm::outs() << "Number of Arguments: " << func.arg_size() << "\n";
    //函数被调用的次数（Module中定义的非main如果被调用，则输出为调用次数+1）（main函数对应为
0）
    llvm::outs() << "Number of Direct Call Sites in the same LLVM module: " <<
func.getNumUses() << "\n";
    //函数的基本块个数
    llvm::outs() << "Number of Basic Blocks: " << func.size() << "\n";
    //函数所包含的IR数
    llvm::outs() << "Number of Instructions: " << func.getInstructionCount() <<
"\n";
    transformed = true;
}

```

测试和输出

```

//funcInfo.c
int add(int a, int b){
    return a + b;
}

int main(){
    int x, y;
    x = add(1, 2);
    y = add(3, 4);
    return 0;
}

```

输出结果

```

Functions Information Pass
Name:add
Number of Arguments: 2
Number of Direct Call Sites in the same LLVM module: 2
Number of Basic Blocks: 1
Number of Instructions: 2
Name:main
Number of Arguments: 0
Number of Direct Call Sites in the same LLVM module: 0
Number of Basic Blocks: 1
Number of Instructions: 3

```

活跃变量分析

算法思路

- class Liveness: 选择继承FunctionPass，是针对每一个函数的基本块作分析。
- 存储：使用 `std::map<BasicBlock *, std::set<Value *>>` 来存放每个块的IN[B],OUT[B], def_B , use_B ，一方面方便与基本块对应，另一方面set的特性使得集合元素互异
- 主要函数为runOnFunction
 - 首先初始化函数所有的基本块的def和use集合

- 遍历每个基本块的每条指令的每个右操作数
 - 若不是常量、不是label、不是函数名、同时在该基本块该指令前无定值，则加入use集合
- 对每条指令的左值，若指令不是跳转或返回指令 `!instr.isTerminator()` 则加入def集合。

当然，用到tmpDef集合来记录基本块里已经分析到的定值变量。

○ 然后开始按书上算法迭代计算

- IN、OUT集时，只需对对应的live_in, live_out里的一项set作插入删除操作即可
- 需重点关注phi结点的特殊处理，因为若块1(有变量x1)和块2(有变量x2)的后继都是块3，并且在块3里有指令形如 `%i1 = phi i32 [%x1, %1], [%x2, %2]`，那么在计算块1的OUT集时，由于x2存在于块3的IN集中，所以需要剔除掉。

```
for(BasicBlock* block : successors(&bb)){//对bb块的所有直接后继块遍历
    for(auto
    iter=live_in[block].begin();iter!=live_in[block].end();iter++){
        //先把该后继块的In集全部加入bb块的OUT集
        live_out[&bb].insert(*iter);
    }
    //再根据phi结点作删减
    for(auto phi_iter = block->phis().begin(); phi_iter != block-
    >phis().end(); phi_iter++){//对所有phi指令遍历
        PHINode & phi_inst = *phi_iter;
        for(auto phi_inst_iter = phi_inst.block_begin(); //对当前phi
        指令的所有前驱块遍历
            phi_inst_iter != phi_inst.block_end(); phi_inst_iter++){
            // 获取PHI指令中的各个前驱基础块
            BasicBlock* &curr_bb = *phi_inst_iter;
            // 如果该前驱基础块不是现在的基础块
            if(curr_bb != &bb){
                value* curr_val =
                phi_inst.getIncomingValueForBlock(curr_bb);//得到该前驱基础块对应应在phi指
                令中的变量
                live_out[&bb].erase(curr_val);//删除之
            }
        }
    }
}
```

● 在对一条指令的操作数遍历时，要注意

○ `for(auto iter = instr.op_begin(); iter != instr.op_end(); iter++)`

- 有等号的指令：会依次遍历该指令等号右边的操作数；无等号指令：全部操作数包括

- 常量

- 变量，label (IR里均会打上%)

如 `br label %return` 的 `return`；`ret i32 %retval.0` 中的 `retval.0`

- 对于函数调用等情况

`%call = call i32 @gcd(i32 %v, i32 %sub)`，会依次看 `v,sub,gcd` (即先局部的%，再全局的@)

- 特别的，对于phi指令：不会遍历标号

```
%retval.0 = phi i32 [ %u, %if.then ], [ %call, %if.else ] 只有u,call
```

- 对于instr本身，也代表了等式左边操作数(若不是等式的指令，则

```
instr.printAsOperand(llvm::outs(), false); 输出为 <badref>
```

测试和输出

验证文件: `./tests/activeVar[1-4].c`

这里以 `./tests/activeVar1.c` 为例

输出的LLVM IR (-show-ir-after-pass命令后输出在./build/Promote_Memory_to_Register_0.ll)

```
define dso_local i32 @gcd(i32 %0, i32 %1) #0 {
    %3 = icmp eq i32 %1, 0
    br i1 %3, label %4, label %5

4:                                     ; preds = %2
    br label %10

5:                                     ; preds = %2
    %6 = sdiv i32 %0, %1
    %7 = mul nsw i32 %6, %1
    %8 = sub nsw i32 %0, %7
    %9 = call i32 @gcd(i32 %1, i32 %8)
    br label %10

10:                                    ; preds = %5, %4
    %11 = phi i32 [ %0, %4 ], [ %9, %5 ]
    ret i32 %11
}

; Function Attrs: noinline nounwind uwtable
define dso_local void @main() #0 {
    %1 = icmp slt i32 7, 8
    br i1 %1, label %2, label %3

2:                                     ; preds = %0
    br label %3

3:                                     ; preds = %2, %0
    %4 = phi i32 [ 7, %2 ], [ 8, %0 ]
    %5 = phi i32 [ 8, %2 ], [ 7, %0 ]
    %6 = call i32 @gcd(i32 %5, i32 %4)
    %7 = call i32 (i32, ...) @bitcast (i32 (...)* @output to i32 (i32, ...)*(i32
%6)
    ret void
}
```

找到的活跃变量:

```

function gcd:
active vars :
IN:
label %2 [ %0 , %1 , ]
label %4 [ %0 , ]
label %5 [ %0 , %1 , ]
label %10 [ %0 , %9 , ]

OUT:
label %2 [ %0 , %1 , ]
label %4 [ %0 , ]
label %5 [ %9 , ]
label %10 [ ]

```

```

function main:
active vars :
IN:
label %0 [ ]
label %2 [ ]
label %3 [ ]

OUT:
label %0 [ ]
label %2 [ ]
label %3 [ ]

```

可用表达式分析

算法思路

- GetAvailExpr 类从 FunctionPass 继承，具体计算都在 runOnFunction 函数中完成。
- 1. 计算各个基本块中的gen, kill集合。
 - 第一次遍历块中指令，将指令加入all集合中以便迭代计算in, out, 并且得到该基本块中有定值的变量合集，存入def向量中。
 - 第二次遍历块中指令，若该条指令后没有对其中变量定值，则将对表达式加入gen集合（def向量是按顺序存储的，可以只查找该条指令之后的def）；并且将含有该条指令等号左边变量的表达式加入kill集合。
- 2. 将各个基本块对应的gen, kill集合转换为BitVector形式存储。
- 3. 初始化各个基本块in, out集合，即新建BitVector变量。
- 4. 根据可用表达式算法进行迭代计算。计算过程中的集合操作更改为BitVector变量按位操作。如：

```

//tmp = (tmp - kill_e[&bb]) & gen_e[&bb];
for (int i = 0; i < bit_vector_size; i++){
    tmp[i] = (tmp[i] && !kill_e[&bb][i]) && gen_e[&bb][i];
}

```

- 5. 输出计算结果。输出全集all中包含的表达式，直接以BitVector的01串形式输出in, out集合。

数据结构和其他细节

- 定义了Expr类，用于表示一个表达式。类成员和构造函数：

```
class Expr{
public:
    unsigned opcode;
    Value *loperand, *roperand, *inst;
    bool isUnary;

    Expr(Instruction *i){
        inst = i;
        opcode = i->getOpcode();
        loperand = i->getOperand(0);
        isUnary = (isa<llvm::UnaryOperator>(i));
        if (!isUnary) roperand = i->getOperand(1);
        else roperand = nullptr;
    }
}
```

原先设计希望能够处理单目运算符和双目运算符，但实际中发现LLVM IR将 -a 翻译为 0 - a，算数运算中基本没有单目运算符。

- Expr类的输出：使用 Instruction::getOpcodeName 函数输出运算符，使用 Value.printAsOperand(llvm::outs(), false) 函数输出变量。
- 上述提到的各个集合的数据类型：

```
std::map<BasicBlock *, std::set<Expr *>> gen, kill;
std::set<Expr *> all;
std::vector<Value *> def;          // temp variable
std::map<BasicBlock *, llvm::BitVector> in, out, gen_e, kill_e;
```

- 遍历基本块中指令时，只对 BinaryOperator, UnaryOperator 类型的指令进行处理。大多数遍历指令的循环中都有这一行：

```
if (!isa<llvm::BinaryOperator>(i) && !isa<llvm::UnaryOperator>(i)) continue;
```

- 在初始化in, out和输出时，entry块需要单独处理。由于 for (BasicBlock &bb : F) 遍历时第一个得到的块就是entry，只需要在第一次for循环体执行时处理就可以。
- 由于IR代码是ssa形式，各个块必定有 `kill[bb] = ∅`, `out[bb] = gen[bb]`，各个gen集合是对全集的一个划分。在该可用表达式分析的基础上写公共子表达式删除也没有意义。

测试和输出

- 测试代码： `/tests/Availexpr.c`

```
int a=1, b=2, c=3, d=4, e=5;

int main(){
    c = a + b;
    d = a + b;
    e = -a;
    b = c - d;
    a = b + e;
    c = b + e;
```

```

    for (int i = 0; i < 5; i++){
        if (b<a) b = b*2;
        else b = a+b;
    }
    return 0;
}

```

- 生成IR:

```

; ModuleID = '../tests/Availexpr.c'
source_filename = "../tests/Availexpr.c"
target datalayout = "e-m:e-p270:32:32-p271:32:32-p272:64:64-i64:64-f80:128-
n8:16:32:64-S128"
target triple = "x86_64-unknown-linux-gnu"

@a = dso_local global i32 1, align 4
@b = dso_local global i32 2, align 4
@c = dso_local global i32 3, align 4
@d = dso_local global i32 4, align 4
@e = dso_local global i32 5, align 4

; Function Attrs: noinline nounwind optnone uwtable
define dso_local i32 @main() #0 {
entry:
    %retval = alloca i32, align 4
    %i = alloca i32, align 4
    store i32 0, i32* %retval, align 4
    %0 = load i32, i32* @a, align 4
    %1 = load i32, i32* @b, align 4
    %add = add nsw i32 %0, %1
    store i32 %add, i32* @c, align 4
    %2 = load i32, i32* @a, align 4
    %3 = load i32, i32* @b, align 4
    %add1 = add nsw i32 %2, %3
    store i32 %add1, i32* @d, align 4
    %4 = load i32, i32* @a, align 4
    %sub = sub nsw i32 0, %4
    store i32 %sub, i32* @e, align 4
    %5 = load i32, i32* @c, align 4
    %6 = load i32, i32* @d, align 4
    %sub2 = sub nsw i32 %5, %6
    store i32 %sub2, i32* @b, align 4
    %7 = load i32, i32* @b, align 4
    %8 = load i32, i32* @e, align 4
    %add3 = add nsw i32 %7, %8
    store i32 %add3, i32* @a, align 4
    %9 = load i32, i32* @b, align 4
    %10 = load i32, i32* @e, align 4
    %add4 = add nsw i32 %9, %10
    store i32 %add4, i32* @c, align 4
    store i32 0, i32* %i, align 4
    br label %for.cond

for.cond:                                ; preds = %for.inc, %entry
    %11 = load i32, i32* %i, align 4
    %cmp = icmp slt i32 %11, 5
    br i1 %cmp, label %for.body, label %for.end

```



```

for.body:                                ; preds = %for.cond
    %12 = load i32, i32* @b, align 4
    %13 = load i32, i32* @a, align 4
    %cmp5 = icmp slt i32 %12, %13
    br i1 %cmp5, label %if.then, label %if.else

if.then:                                  ; preds = %for.body
    %14 = load i32, i32* @b, align 4
    %mul = mul nsw i32 %14, 2
    store i32 %mul, i32* @b, align 4
    br label %if.end

if.else:                                  ; preds = %for.body
    %15 = load i32, i32* @a, align 4
    %16 = load i32, i32* @b, align 4
    %add6 = add nsw i32 %15, %16
    store i32 %add6, i32* @b, align 4
    br label %if.end

if.end:                                   ; preds = %if.else, %if.then
    br label %for.inc

for.inc:                                  ; preds = %if.end
    %17 = load i32, i32* %i, align 4
    %inc = add nsw i32 %17, 1
    store i32 %inc, i32* %i, align 4
    br label %for.cond

for.end:                                  ; preds = %for.cond
    ret i32 0
}

attributes #0 = { noinline nounwind optnone uwtable "correctly-rounded-divide-
sqrt-fp-math"="false" "disable-tail-calls"="false" "frame-pointer"="all" "less-
precise-fpmad"="false" "min-legal-vector-width"="0" "no-infs-fp-math"="false"
"no-jump-tables"="false" "no-nans-fp-math"="false" "no-signed-zeros-fp-
math"="false" "no-trapping-math"="true" "stack-protector-buffer-size"="8"
"target-cpu"="x86-64" "target-features"="+cx8,+fxsr,+mmx,+sse,+sse2,+x87"
"unsafe-fp-math"="false" "use-soft-float"="false" }

!llvm.module.flags = !{!0}
!llvm.ident = !{!1}

!0 = !{i32 1, !"wchar_size", i32 4}
!1 = !{!"clang version 11.0.0"}

```

- 可用表达式分析输出：

```
all expressions: %9.add.%10    %5.sub.%6    %2.add.%3    %7.add.%8    %0.add.%1
0.sub.%4    %i.add.1    %13.mul.2    %14.add.%15
%entry      in: 000000000    out: 000000000    gen: 111111000    kill: 000000000
%for.cond   in: 111111111    out: 000000000    gen: 000000000    kill: 000000000
%for.body   in: 111111111    out: 000000000    gen: 000000000    kill: 000000000
%if.then    in: 111111111    out: 000000010    gen: 000000010    kill: 000000000
%if.else    in: 111111111    out: 000000001    gen: 000000001    kill: 000000000
%if.end     in: 111111111    out: 000000000    gen: 000000000    kill: 000000000
%for.inc    in: 111111111    out: 000000100    gen: 000000100    kill: 000000000
%for.end    in: 111111111    out: 000000000    gen: 000000000    kill: 000000000
```

数据流优化

强度削弱

除以2运算

- 将除法削弱为算术右移指令

乘2运算

- 将乘法削弱为左移指令

针对算术不变量的优化

加法

- 检测加法表达式的某个操作数是否为0
- 对于形如 `x1 = x + 0`，将 `x1` 的使用替换为 `x`，并将 `x1` 对应的指令删除

乘法

- 检测乘法表达式的某个操作数是否为1
- 对于形如 `x1 = x * 1`，将 `x1` 的使用替换为 `x`，并将 `x1` 对应的指令删除

局部连续指令的优化

将形如如下的指令序列（中间可以有其他指令）

```
b = a + 1
...
c = b - 1
...
d = c + 2
```

优化为

```
b = a + 1
...
d = a + 2
```

包含以上三部分的测试和输出

```
//three.c
int main()
{
    int x = 1;
    if(x < 0){
        x = 2;
    }

    int val1 = x + 0;
    int val2 = x * 1;
    int val3 = 2 * x;
    int val4 = x / 2;

    int val5 = x + 1;
    int val6 = val5 - 1;
    int val7 = val6 + 8;
    //为了防止死代码删除将一些变量优化掉，加了temp变量并return
    int temp = val1 + val2 + val3 + val4 + val5 + val6 + val7;
    return temp;
}
```

优化后的LLVM IR如下

```
define dso_local i32 @main() #0 {
entry:
    %cmp = icmp slt i32 1, 0
    br i1 %cmp, label %if.then, label %if.end

if.then:                                     ; preds = %entry
    br label %if.end

if.end:                                     ; preds = %if.then, %entry
    %x.0 = phi i32 [ 2, %if.then ], [ 1, %entry ]
    %0 = shl i32 %x.0, 1
    %1 = ashr i32 %x.0, 1
    %add2 = add nsw i32 %x.0, 1
    %add3 = add nsw i32 %x.0, 8
    %add4 = add nsw i32 %x.0, %x.0
    %add5 = add nsw i32 %add4, %0
    %add6 = add nsw i32 %add5, %1
    %add7 = add nsw i32 %add6, %add2
    %add8 = add nsw i32 %add7, %x.0
    %add9 = add nsw i32 %add8, %add3
    ret i32 %add9
}
```

可以看到，`val1`和`val2`对应算术不变量，对应的指令直接被删除，替换为`x`

乘2和除以2的指令被替换为位移指令

`val6`对应的减法指令被删掉了，因为在后面的加法指令中`val6`的值和`x`是相同的，因此可以直接用`x`代替

同时会输出对应的统计信息

Transformations applied:

The num of Algebraic Identity: 2
The num of Strength Reduction: 2
The num of Two-Inst Optimization: 1

循环不变式外提

- 由于循环不变量的种类与情况比较复杂，刻画起来也较难，所以本次是验证只针对了，部分满足一定特征的循环不变式。该特征是左值的确定，使用的操作数没有在循环中被定值。

算法思路

核心思想

对一个循环，先确定循环内被定值的变量集合，然后对每一条指令查看其操作数，如果该指令的所有操作数不是循环内的定值变量，则说明该指令是循环不变量。然后把该指令加到循环入口的所有前驱节点中。

具体实现

- 首先先获取循环的信息，`get_loop_information(func)`。这个过程复用了必做部分的循环分析。然后将循环的相关信息存放在容器中。具体存放的信息有：

```
// loops found in a function
std::unordered_map<Function *, std::unordered_set<BBset_t *>> func2loop;
// { entry bb of loop : loop }
std::unordered_map<BasicBlock *, BBset_t *> base2loop;
// { loop : entry bb of loop }
std::unordered_map<BBset_t *, BasicBlock *> loop2base;
```

- 然后是确定每个循环的定值变量集合。这里采用的方法是左值都是循环内被定值的。

```
auto var= dynamic_cast<Value *>(&instr);    //最左边的参数
var2loop[var].insert(loop);
```

- 然后对每一条指令判断是否循环不变式，判断的条件是：

```
if( !isa<Constant>(var)&& var2loop.find(var)!=var2loop.end()&&
    (var2loop[var].find(loop)!=var2loop[var].end())){
    //说明该指令使用的变量是在循环里面定值的

}
```

- 至此得到了循环不变式。最后一步是把指令外提到循环外。这里直接使用了原生的工具：

```
/// unlink this instruction from its current basic block and insert it
into
/// the basic block that MovePos lives in, right before MovePos.
void moveBefore(Instruction *MovePos);
```

测试和输出

1. 外提一层循环

loopinvhoist_1.c

```
int main(){
    int num = 0 ,i,j;
    int a = 3;
    int b;
    for(int i=0;i<10;i++){
        num = i + j;
        b = a + 9;
        num = i + j;
    }
}
```

运行指令 `./mClang ../tests/loopinvhoist_1.c -show-ir-after-pass`。得到的结果为：

```
Processing function main, LoopInvHoist result is as follow
{
-----
loop begin
LCM instruction add %1 = add nsw i32 3, 9
}
```

Pass 过后的IR为：

```
; Function Attrs: noinline nounwind uwtable
define dso_local i32 @main() #0 {
    %1 = add nsw i32 3, 9
    br label %2

2:                                     ; preds = %0
    %3 = phi i32 [ 0, %0 ], [ %9, %8 ]
    %4 = icmp slt i32 %3, 10
    br i1 %4, label %5, label %10

5:                                     ; preds = %2
    %6 = add nsw i32 %3, undef
    %7 = add nsw i32 %3, undef
    br label %8

8:                                     ; preds = %5
    %9 = add nsw i32 %3, 1
    br label %2

10:                                    ; preds = %2
    ret i32 0
}
```

可以明确地看到指令是被外提到了循环外面。

2. 外提两层循环

loopinvhoist_2.c

```

int main(){
    int num = 0 ,i,j;
    int a = 3;
    int b;
    for(int j=0;j<10;j++){
        for(int i=0;i<10;i++){
            num = i + j;
            b = a + 9;
            b = a + 9;
            num = i + j;
        }
    }
}

```

运行指令 `./mClang ../tests/loopinvhoist_2.c -show-ir-after-pass` 得到输出的提示信息为:

```

Processing function main, LoopInvHoist result is as follow
{
-----
Loop begin
LCM instruction add %5 = add nsw i32 3, 9
Loop begin
LCM instruction add %1 = add nsw i32 3, 9
LCM instruction add %2 = add nsw i32 3, 9
}

```

最终的 IR 为:

```

; Function Attrs: noinline nounwind uwtable
define dso_local i32 @main() #0 {
    %1 = add nsw i32 3, 9
    %2 = add nsw i32 3, 9
    br label %3

3:                                     ; preds = %16, %0
    %4 = phi i32 [ 0, %0 ], [ %17, %16 ]
    %5 = icmp slt i32 %4, 10
    br i1 %5, label %6, label %18

6:                                     ; preds = %3
    br label %7

7:                                     ; preds = %13, %6
    %8 = phi i32 [ 0, %6 ], [ %14, %13 ]
    %9 = icmp slt i32 %8, 10
    br i1 %9, label %10, label %15

10:                                    ; preds = %7
    %11 = add nsw i32 %8, %4
    %12 = add nsw i32 %8, %4
    br label %13

13:                                    ; preds = %10
    %14 = add nsw i32 %8, 1
    br label %7

```

```

15:                                ; preds = %7
    br label %16

16:                                ; preds = %15
    %17 = add nsw i32 %4, 1
    br label %3

18:                                ; preds = %3
    ret i32 0
}

```

可以明确地看到指令是被外提到了循环外面。并且外提了两层。

常量传播

算法思路

- 定义
 - 常量折叠：多个变量进行计算时，而且能够直接计算出结果，那么变量将由常量直接替换。

```

int a = 3+1-1*5;
printf("%d",a);

```

替换为

```

printf("%d",-1);

```

- 常量传播：能够计算出结果的变量直接替换为常量，并且能够把SSA形式下冗余的代码删去

```

int a = 1;
int b=a+c;

```

换为

```

int a = 1;
int b=1+c;

```

最后删去 `int a=1;`

- 具体思路
 - 将所有的常数运算及其所有的表现形式都做一个替换，以便删除
 - 遍历所有指令->判断是否为运算指令或cmp指令等->判断operands是否都为常数
 - 若全为常数：将其入栈(wait_delete)，并且对每个左值进行替换，这样之后分析后续语句时该条指令的对应的变量可以视为const
 - 若不是：continue
 - 结束后将栈里的冗余东西都删去
 - 代码实现上：
 - 采用ModulePass，本质还是对每个基本块的遍历。
 - 在runOnBasicBlock函数里遍历块内每一条指令，若为二元运算或者Cmp指令等，则取其操作数，并利用Illvm提供的dyn_cast<> API来判断是否为常量（浮点数和整数分别作处理）
 - 所有操作数均为常量的情况下，调用compute（二元运算）或者compare（cmp指令）把对应的值计算出来
 - 最后replaceAllUsesWith替换掉所有该变量的use，删除该冗余指令。

```

for (Instruction &instr : B) { //从基本块第一条指令开始遍历

```

```

bool allConst = false;
llvm::outs() << "instr opcode:" << instr.getOpcode() << "\n";
if (instr.isBinaryOp()) {
    Value *oper0, *oper1;
    auto opID = instr.getOpcode();
    oper0 = instr.getOperand(0);
    oper1 = instr.getOperand(1);
    if (oper0->getType()->isFloatTy()){
        if (auto constFP0 = dyn_cast<ConstantFP>(oper0)){
            if (auto constFP1 = dyn_cast<ConstantFP>(oper1)){
                allConst = true;
                auto ans = compute(opID, constFP0, constFP1, &instr);
                instr.replaceAllUsesWith(ans);
            }
        }
    }
    else if (oper0->getType()->isIntegerTy()){
        if (auto constInt0 = dyn_cast<ConstantInt>(oper0)){
            if (auto constInt1 = dyn_cast<ConstantInt>(oper1)){
                allConst = true;
                auto ans = compute(opID, constInt0, constInt1, &instr);
                instr.replaceAllUsesWith(ans);
            }
        }
    }
}
if (instr.getOpcode() == llvm::Instruction::ICmp){
    Value *oper0, *oper1;
    oper0 = instr.getOperand(0);
    oper1 = instr.getOperand(1);
    if (auto constInt0 = dyn_cast<ConstantInt>(oper0)){
        if (auto constInt1 = dyn_cast<ConstantInt>(oper1)){
            allConst = true;
            auto ans = compare(constInt0, constInt1, &instr);
            instr.replaceAllUsesWith(ans);
        }
    }
}
if (allConst) {
    wait_delete.push_back(&instr);
}
// 删除需要删除的instr
for (Instruction *inst : wait_delete)
    if (inst->isSafeToRemove())
        inst->eraseFromParent();
}

```

测试和输出

- 结果示例
 - 优化前

```

define dso_local i32 @main() #0 {
entry:
    %cmp = icmp sgt i32 0, 3
    br i1 %cmp, label %if.then, label %if.else

```



```

if.then:                                     ; preds = %entry
    br label %if.end

if.else:                                     ; preds = %entry
    br label %if.end

if.end:                                     ; preds = %if.else,
%if.then
    %b.0 = phi i32 [ 2, %if.then ], [ 3, %if.else ]
    ret i32 %b.0
}

```

◦ 优化后

```

define dso_local i32 @main() #0 {
entry:
    br i1 false, label %if.then, label %if.else

if.then:                                     ; preds = %entry
    br label %if.end

if.else:                                     ; preds = %entry
    br label %if.end

if.end:                                     ; preds = %if.else,
%if.then
    %b.0 = phi i32 [ 2, %if.then ], [ 3, %if.else ]
    ret i32 %b.0
}

```

思考题

理解DCE Pass

在 [MyPasses.hpp](#) 中定义了 [myDCEPass](#) 类，这是一个 `FunctionPass`，它重写了 `bool runOnFunction(Function &F)`。请阅读并实践，回答：

- 1) 简述 `skipFunction()`、`getAnalysisIfAvailable<TargetLibraryInfoWrapperPass>()` 的功能
- 2) 请简述DCE的数据流分析过程，即 `eliminateDeadCode()` 和 `DCEInstruction()`

1. ◦ `skipFunction()`：该函数检查是否跳过可选的passes。如果 `optimization bisect` 超过了限制，或者 `Attribute::OptimizeNone` 被置位，则可选的passes会被跳过，`runOnModule` 方法直接返回 `false`
- `getAnalysisIfAvailable<TargetLibraryInfoWrapperPass>()`：
 - 子类使用这个函数来获取可能存在的分析信息，例如更新它。
 - 经常被用来转换API。在转换执行时该方法自动更新一次pass的分析结果
 - 与 `getAnalysis` 不同，因为 `getAnalysis` 可能会失败(如果分析结果还没有计算出来)，所以应该在分析不可用的情况下且你能够处理时使用 `getAnalysis`。

2. ○ eliminateDeadCode()

```
//根据当前可用的库函数的信息，删除函数F中的死代码
static bool eliminateDeadCode(Function &F, TargetLibraryInfo *TLI) {
    bool MadeChange = false;
    SmallSetVector<Instruction *, 16> workList;
    std::cout << "The Eliminated Instructions: {" << std::endl;
    //遍历F中的每一条指令，找到其中的死代码并加入workList
    for (inst_iterator FI = inst_begin(F), FE = inst_end(F); FI != FE;) {
        Instruction *I = &*FI;
        ++FI;

        if (!workList.count(I)) //如果I不在workList中
            MadeChange |= DCEInstruction(I, workList, TLI); //判断I是否为死代
            码，如果是则加入workList并将MadeChange置为真
    }

    //workList相当于一个栈，现在从栈顶开始，判断I是否为死代码，如果是则加入workList
    并将MadeChange置为真
    while (!workList.empty()) {
        Instruction *I = workList.pop_back_val();
        MadeChange |= DCEInstruction(I, workList, TLI);
    }
    std::cout << "}" << std::endl;
    return MadeChange; //返回MadeChange，表示IR是否发生变化
}
```

○ DCEInstruction()

```
//判断I是否为死代码，如果是，则将其加入workList并返回真，否则返回假
static bool DCEInstruction(Instruction *I, SmallSetVector<Instruction
*, 16> &workList,
    const TargetLibraryInfo * TLI) {
    //当前指令use_empty()返回值为真 且 不是跳转指令或者返回指令 且 没有副作用
    //Terminator Instruction--In LLVM, a BasicBlock will always end
    with a TerminatorInst.
    //TerminatorInsts cannot appear anywhere else other than at the
    end of a BasicBlock.
    //对于一个Instruction *I, I指向的是该指令的%开头的左值，其右值有三种情况：1.
    常数 2.@开头的全局变量 3.%开头的局部变量
    if (I->use_empty() && !I->isTerminator() && !I-
    >mayHaveSideEffects()) {
        //对于该指令的每个操作数（右值）
        for (unsigned i = 0, e = I->getNumOperands(); i != e; ++i) {
            Value *OpV = I->getOperand(i); //OpV为指向当前操作数的指针
            I->setOperand(i, nullptr); //设置指向该操作数的指针为空

            if (!OpV->use_empty() || I == OpV) //如果该操作数
            use_empty()返回值为假 或 指令的左值为当前操作数
                continue; //进入下一轮循环

            if (Instruction *OpI = dyn_cast<Instruction>(OpV)) //如果
            该操作数不符合前面if的条件，且可以动态转换为对应的IR指令（也就是说它是%开头的）
                if (isInstructionTriviallyDead(OpI, TLI)) //如果这条指
            令产生的该值没被使用过且这个指令没有其他影响
```

```

        workList.insert(OpI);           //将该指令插入
    }
    //print:将对象格式化到指定的缓冲区。如果成功，将返回格式化字符串的长度。如果缓冲区太小，则返回一个大于BufferSize的长度以供重试。
    I->print(llvm::outs()); //
    std::cout << " " << I->getOpcodeName() << std::endl;    //输出该指令的操作码
    I->eraseFromParent();           //将该指令从包含它的基本块中解除链接并删除它
    return true;           //成功删除一条死代码,返回真
}
return false;           //否则返回假
}

```

理解Global Pass

在 `MyPasses.hpp` 中定义了 `myGlobalPass` 类，这是一个 `ModulePass`，它重写了 `bool runOnModule(llvm::Module &M)`。请阅读并实践，回答：

- 1) 简述 `skipModule()` 的功能
- 2) 请扩展增加对 `Module` 中类型定义、全局变量定义等的统计和输出 (张昱老师和刘硕助教指出：类型定义指形如 `typedef struct` 的类型别名)

1. 该函数检查是否跳过可选的 `passes`。如果 `optimization bisect` 超过了限制，则可选的 `passes` 会被跳过，`runOnModule` 方法直接返回 `false`
2. 具体实现在 `MyPasses.hpp` 中，主要部分如下

```

int num_of_globalVariable = 0;
std::cout << "The global variables are as follows:" << std::endl;
for(llvm::Module::global_iterator GI = M.global_begin(), GE =
M.global_end(); GI != GE; ++GI, ++num_of_globalVariable){
    llvm::outs() << GI->getName() << "\n";
}
//注意printf和scanf函数会引入全局变量，应该是对应的格式化字符串
std::cout << "The number of global variable is " << num_of_globalVariable <<
"." << std::endl;
std::cout << "The type alias are as follows:" << std::endl;
for(auto i : M.getIdentifiedStructTypes()){
    llvm::outs() << i->getStructName() << "\n";
}
std::cout << "The number of type alias is " <<
M.getIdentifiedStructTypes().size() << "." << std::endl;

```

测试和对应的输出

1. 全局变量定义：输出了全局变量的名称和数量

```

//global_variable.c
#include <stdio.h>
int a;
int b;
char c;

```

```

int pqz(){
    printf("123");
    int c;
    return 0;
}

int main(){
    printf("hello world.");
    return 0;
}

```

输出

```

The global variables are as follows:
.str
.str.1
a
b
c
The number of global variable is 5.

```

2. 类型定义：输出了类型定义的名称、每个类型定义下包含的类型数目、类型定义的总数量

```

//type_alias.c
#include<stdio.h>

typedef struct stu1{
    int a;
}temp1;

typedef struct stu2
{
    int a;
    char b;
}temp2;

typedef struct stu3
{
    int a;
    char b;
    float c;
} temp3;

temp1 t1;
temp2 t2;
temp3 t3;

int main()
{
    temp1 b;
    return 0;
}

```

输出

```
The type alias are as follows:
struct.stu1
1
struct.stu2
2
struct.stu3
3
The number of type alias is 3.
```

问题、难点与展望

强度削弱

- 对于和2的幂次有关的乘法、除法运算，可以优化为对应的位移运算
- 如果可以找到归纳变量，则可对归纳变量进行强度削弱
- 其他运算的强度削弱

连续指令的优化

- 当前的优化较为局限，只是针对两个指令，一加一减，且在后续没有对变量的重新赋值的情况下进行的优化

循环不变式外提

现存问题：

- 由于对 `void moveBefore(Instruction *MovePos)` 的行为不够理解，导致每个循环只能外提指令的时候不能把所有的循环不变量外提。如果循环中有多个不变量，外提一个后，就无法继续遍历该基本块中的指令。
- 还有问题是，只对运算指令外提。对于直接赋常量语句，并没有识别成循环不变式。这个问题是一开始提到的，对循环不变式的刻画不够完备。

如何解决：

好在该实验已经对循环的分析比较完备，算法也是清晰的。相当于输入是可以的，剩余的问题是对循环不变式的刻画，以及对移动指令后产生的结果的理解。

可用表达式分析

现存问题：

- 考虑将该pass扩展到删除公共子表达式
- 由于生成的LLVM IR代码SSA形式，实际中没有公共子表达式。

如何解决

- 删除公共子表达式大致思路：遍历基本块，再对基本块中每条指令，查看它是否在in[bb]集合中，如果在，则从该基本块的前驱中查找该表达式，将等号右边Value*变量替换为查找到的表达式。
- 关于SSA格式代码的问题考虑了两种解决方法：
 - 1. 将前继的load，store指令一同处理，用被load的变量替换临时变量的操作数，处理得到C语言文件中的表达式。在这个基础上进行可用表达式分析和公共子表达式删除
 - 2. 在生成SSA代码前运行上述分析和优化。
 - 3.

常量传播

现存问题

1. 写完代码才发现，在所有Pass之前生成的中间代码就已经把常量折叠这块优化了，比如3+5会直接就在IR里以8的形式出现。
2. 删除冗余的跳转指令
 - 在已完成的示例里，形如 `br i1 false, label %if.then, label %if.else` 这样的条件指令是存在不可达基本块的，即实际上其不可能跳转到 `label %if.then`，所以还可以考虑对其做修改处理，变为强制性跳转。
 - 对于分支嵌套的情况都能够删除掉无用的分支，这一步之后对于可能出现的无法到达的块都需要进行删除比如从 `label1` 跳转到 `label2`，但是现在由于优化导致不可能跳转到 `label1`，所以 `label2` 这里也可以考虑删除。
3. 还可以对常量折叠进行扩展，比如对 `load`、`store`、整形换浮点、浮点换整形等指令

如何解决

1. 参考issue里关闭优化这一块，可以去探究 `TheDriver.InitializePasses()` 里添加的一些优化，考虑去除其中有关常量折叠的优化则可以更好的测试这部分的代码。
2. 思路
 - 首先可以考虑判断一个基本块的终结指令是不是 `cond_br` 以及 `cond` 是否已经确定为 `true` 或 `false`
 - 如果 `flag` 是确定的，那么通过 `operand` 位置判断应该前往和应该删除哪个基本块（即无法到达的）
 - 并且还需对要删除的冗余块往后遍历，把嵌套的分支一并删除。
 - 还需要考虑因为分支存在而存在的 `phi` 指令的处理：如果有来自被删除基本块的 `label`，就把这个 `phi` 删除，用另一个 `oper` 进行 `replace_all_use`

其他问题及展望

- 实现了数个基本块内优化，一个块间优化和数个块间分析。没有实现如函数内联等过程间分析和优化。

过程间优化可能出现的问题：优化决策导致的依赖性。在以文件为编译单元的情况下，跨文件的函数内联等优化，修改了某些全局变量，导致之前编译完成的部分无效，需要重新编译程序中的其他文件。
- 尚未实现的分析和优化及可能遇到的问题：
 - 函数内联替换：
 - 形参和实参在函数体中的转换
 - 函数局部变量和当前环境中变量的重名问题
 - 决定是否对某个函数进行内联处理的条件
 - 公共子表达式删除：基本思路和问题如上述。
 - 归纳变量删除：应当在强度削弱和公共子表达式删除中完成。
 - 循环展开：
 - 循环内定义的局部变量，展开后与其他变量的重名问题
 - 判断是否展开循环的条件
 - 对有嵌套的循环如何展开
- 分析和优化的关联性不强，一些分析的结果实际上可以用来进行进一步的优化

- 优化之间的关联性不强，一些优化可能为其他优化带来契机。如果可以扩展更多Pass，并合理安排Pass的顺序，有望生成优化程度更高的LLVM IR

问答补充

- 强度削弱，使用位移指令替代乘2、除以2是否不妥当
 - 我后来思考了一下，因为计算机采用补码的方式存储，故对于负数确实不适用，但对于正数是没什么问题的
 - 另外用位移运算代替取余运算也是一个可以优化的点
- 活跃变量分析，LLVMIR对同一个变量的中间表示，怎样判断它是同一个变量
 - 我们的活跃变量分析的实现是直接从SSA格式的IR开始的，所以原本在c文件里的一个变量可能在SSA格式IR下变成了多个变量，我们是默认把这些区分开，不视为相同的变量，这也是符合活跃变量分析的约定的，而且这本身也是SSA格式的不足，要想把这些变量再重新对应起来是不现实的。基于活跃变量分析的后续优化诸如基本块的寄存器分配，基于我们实现的活跃变量分析，直接根据在基本块出口有哪些非活跃变量，然后释放对应的寄存器，也是可以很好的实现。
- 常量传播，替换所有在代码中的use是不妥当的？
 - 实际上是先对一个基本块内每条指令分析，把均为常数的指令计算出来，将该指令对应变量的后续use全部替换为该常量，然后把该条指令加入待删除队列。在基本块全部遍历完后，再删除这些冗余指令。具体实现请参考 `my-llvm-driver\include\optimization\ConstPropagation.hpp` 的 `runOnBasicBlock` 函数
- 循环不变式外提
 - 提问：你说的只能外提一条指令的原因是什么，刚才没听清楚。
答：因为在 `moveBefore()` 后对 `BasicBlock` 中 `instructions` 的迭代会出错，为了保证正确性，我的方法是 `moveBefore()` 后中止掉该块的便利。所以导致一个块只能外提一条。
 - 提问：循环不变式外提对嵌套循环是怎么处理的。
答：对循环嵌套的处理是从内而外的外提。至于如何确定循环的嵌套信息在必做部分已经实现，只需要确定对循环的分析顺序即可。