Skripta za vezbe iz Konstrukcije kompilatora

Optimizacije (passovi u LLVM-u)

LLVM optimizacije se nazivaju passovima, zato sto podrazumevaju prolazenje kroz programski kod radi prikupljanja nekih relevantnih informacija ili modifikacije postojeceg programskog koda. Razlikujemo tri glavne vrste optimizacija:

1. `Analysis passes` - prolaze kroz IR radi prikupljanja odgovarajucih informacija koje mogu biti korisne drugim vrstama passova;
2. `Transform passes` - prolaze kroz IR radi njegove modifikacije;
3. `Utility passes` - oni passovi koji nisu ni analysis ni transform.

Kako kreirati i pokrenuti odgovarajuci pass

Koraci pri kreiranju passova su isti, bez obzira kojoj kategoriji sam pass pripada:

1. U okviru kloniranog repozitorijuma `llvm-project`, pozicionirati se u direktorijum `llvm/lib`;

2. U zavisnosti od toga koji tip optimizacije kreiramo, pozicioniramo se u neki od direktorijuma `Analysis` ili `Transforms`;

3. Kreiramo novi direktorijum koji nosi ime nove optimizacije, npr.

   ```
   mkdir OurDeadCodeEliminationPass
   ```

4. U novokreiranom direktorijumu, pisemo `CMakeLists.txt` fajl koji nam je neophodan za build. Neka uobicajena struktura ovog fajla je sledeca:

   ```
   add_llvm_library( LLVMOurDeadCodeEliminationPass MODULE
       OurDeadCodeEliminationPass.cpp

       PLUGIN_TOOL
       opt
   )
   ```

   Napomena: **LLVMPassName** oznacava naziv deljene biblioteke koja ce biti kreirana prilikom kompilacije. U .cpp fajlu, pise se logika konkretne optimizacije.

5. U fajl `CMakeLists.txt` koji se nalazi u `llvm/lib` direktorijumu neophodno je dodati direktorijum u kome se nalazi CMakeLists.txt za odgovarajucu optimizaciju. CMake rekurzivno obilazi fajlove da bi prikupio sve sto mu je neophodno za uspesan build.

   ```
   add_subdirectory(OurDeadCodeEliminationPass)
   ```

6. Pomocu skripte `make_llvm`, pokrenuti build celokupnog projekta.

7. Ako je sve proslo uspesno, pozicionirati se u `build` direktorijum koji se nalazi u `llvm-project`, pa zatim izvrsiti pokretanje optimizacije na sledeci nacin:

   ```
   ./bin/opt -load lib/LLVMOurDeadCodeEliminationPass.so -enable-new-pm=
   0 -our-dead-code-elimination-pass example.ll
   ```

   Ukoliko zelimo da eliminisemo poruke koje nam generise LLVM, a koje nam nisu od nekog znacaja, to radimo preusmeravanjem izlaza prethodne komande u `/dev/null`:

   ```
   ./bin/opt -load lib/LLVMOurDeadCodeEliminationPass.so -enable-new-pm=
   0 -our-dead-code-elimination-pass example.ll > /dev/null
   ```

   Napomena: sve sto ukljucuje dead code elimination, menja se nazivima za odgovarajuci pass koji pokrecemo.

Dodatno: Posto nam je neophodan neki kod koji sluzi za testiranje optimizacije, moramo ga prevesti u LLVM-ov medjukod. Ako je recimo nas program bio example.c, transformacija u medjukod vrsi se na sledeci nacin:

```
./bin/clang -emit-llvm -S example.c
```

Kao rezultat ove komande dobijamo fajl sa ekstenzijom `.ll`.

CALL GRAPH - graf poziva funkcija

Za razlicite tipove transform passova, korisna nam je informacija o tome koje funkcije medjusobno interaguju u programu. Konkretno, zanima nas koja funkcija poziva koju. Ovo se relativno jednostavno moze odrediti uz pomoc koriscenja grafovske strukture podataka, koju u ovom slucaju nazivamo **graf poziva funkcija**. Ova struktura nam je od veceg znacaja pri radu kompajlera, zato sto nam moze omoguciti da recimo detektujemo delove koda koji se nikad ne koriste, ali isto ako i da detektujemo razlicite anomalije koje se u programu javljaju.

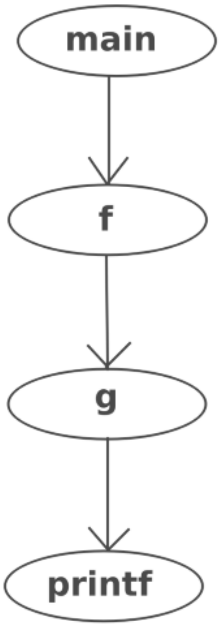
Primer. Razmotrimo naredni segment koda:

```
void f()
{
    g();
}

int main()
{
    f();
}
```

```
void g()
{
    printf(...);
}
```

Graf poziva funkcija koji bi odgovarao prethodno napisanom kodu bi imao naredni oblik:



Iz prethodnog primecujemo da ce graf biti *usmeren* i da grane idu od funkcije pozivaoca ka funkciji koja se poziva.

Kako konstruisati graf poziva funkcija uz koriscenje LLVM infrastrukture?

Da bismo uspesno konstruisali citav graf, neophodno je prvo dohvatiti funkciju `main` od koje i krece izvsavanje citavog programa. Konstrukciju zapocinjemo na nivou modula, a zatim se krecemo dalje kroz funkcije, basic blockove i instrukcije, tako da sustinski prolazimo citavu hijerarhiju IR-a.

Graf predstavljamo u vidu klase koja ce imati sledecu formu:

```
class OurCallGraph {
private:
    std::unordered_map<Function*, std::unordered_set<Function*>>
AdjacencyList;
    std::string ModuleName;
public:
    void CreateCallGraph(Module &M);
    void DFS(Function* F);
    void dumpGraphToFile();
};
```

Napomena: dumpGraphToFile vrsi konverziju dobijenog grafa u `DOT` format.

Graf cemo ispisati u okviru jednog `ModulePass`-a.

Kreiranje:

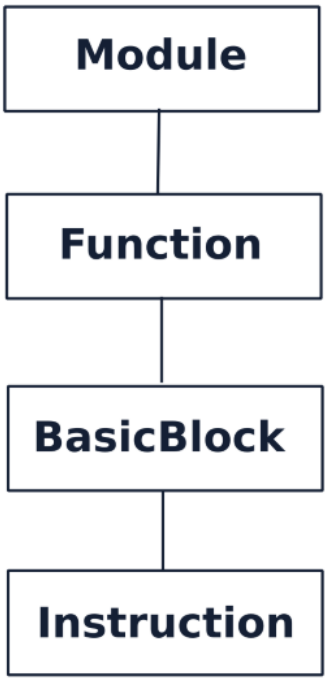
```
void CreateCallGraph(Module &M)
{
    ModuleName = M.getName().str();
    Function* Main = M.getFunction("main");

    if (!Main) {
        errs() << "Main function doesn't exist!\n";
        exit(0);
    }

    DFS(Main);
}
```

- Pronalazimo `main` funkciju iz koje bi trebalo da se zapocne pretraga.
  - Ukoliko ona ne postoji, prijavljujemo gresku i prekidamo dalju obradu.
  - Ukoliko postoji, pozivamo `DFS` kako bismo obisli ceo graf.

Hijerarhija u IR-u



Svaka od prethodno navedenih celina ima odgovarajuci tip u LLVM-u. Ti tipovi nalaze se u zaglavlju `llvm/IR/type` gde mozemo imati:

- **llvm/IR/Module**
- **llvm/IR/Function**
- **llvm/IR/BasicBlock**
- **llvm/IR/Instruction**

Tipovi su dosta korisni jer sadrze razlicite funkcionalnosti koje nama olaksavaju pri radu.

```
void DFS(Function* F)
{
    for (BasicBlock &BB : *F) {
        for (Instruction &Instr : BB) {
            if (auto CallInstruction = dyn_cas<CallInstr>(&Instr)) {
                Function* Callee = CallInstruction->getCalledFunction();
                AdjacencyList[F].insert(Callee);


                if (AjdacencyList.find(Callee) == AdjacencyList.end()) {
                    AdjacencyList[Callee] = {};
                    DFS(Callee);
                }
            }
        }
    }
}
```

- Krecemo se prvo kroz sve `BasicBlock`-ove, a zatim i `Instrukcije`. Kada se u IR-u vrsi poziv neke funkcije, koristi se instrukcija `call` pa je to upravo ono sto proveravamo. Ukoliko jeste, izvlacimo koju funkciju pozivamo datom instrukcijom i ubacujemo je u listu susedstva trenutne funkcije. Proveravamo dalje da li ta funkcija postoji u nasoj mapi i ukoliko ne, vrsimo dalje pretragu za pozvanu funkciju.

CFG - Control Flow Graph

CFG predstavlja grafovsku reprezentaciju izracunavanja koja se desavaju u toku izvrsavanja samog programa. Cesto se koriste prilikom staticke analize koda, ali imaju i veliku primenu u oblasti kompajlera zato sto mogu precizno da predstave tok izvrsavanja u okviru neke jedinice koda.

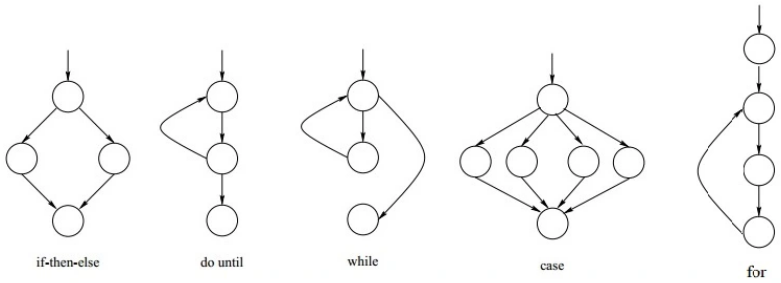
Neke karakteristike CFG-a:

- prikazuje sve putanje koje se mogu obici tokom izvrsavanja samog programa;
- graf je usmeren;
- grane grafa predstavljaju **putanje** u toku kontrole toka, dok su cvorovi **BasicBlock**-ovi.

Obicno postoje dve specijalne vrste blokova u okviru CFG-a:

- **Entry block** - dozvoljava kontroli da udje u CFG;
- **Exit block** - kontrola toka izlazi kroz ovaj blok.

CFG za neke ceste konstrukcije jezika:



Kako kreirati CFG?

- Kreiramo klasu OurCFG (ili samo CFG) koja ima sledecu strukturu

```
class OurCFG {
    private:
        std::unordered_map<BasicBlock*, std::vector<BasicBlock*>>
AdjacencyList;
        std::string FunctionName;

        void DumpBasicBlock(BasicBlock*, raw_fd_stream &File, bool
only = true);

    public:
        void AddEdge(BasicBlock*, BasicBlock*);
        void CreateCFG(Function&);
        void DumpToFile();
};
```

  - neuredjena mapa cuva BasicBlock-ove, kao i prelaze koji vode od jednog BasicBlock-a ka njegovim `successorima`.
  - FunctionName nam sluzi za kreiranje .dot fajla
  - metode za dump takodje imaju ulogu da adekvatno formatiraju graf kako bi bio upisan u .dot fajl

- Funkcija koja kreira CFG za datu funkciju radi prilicno jednostavno: prolazi kroz svaki BasicBlock, gleda koji su mu successori i zatim ih dodaje u listu povezanosti. Successore nekog BasicBlock-a dobijamo jednostavno uz koriscenje funkcije `successors(BasicBlock*)`.

- Kreiranje reprezentacije za .dot fajl je u ovom slucaju malo kompleksnije. Kao sto je od ranije poznato, da bismo presli u neki drugi tok izvrsavanja, neophodno je da postoji `branch` instrukcija, odnosno ono sto je u LLVM-ovom IR-u predstavljeno preko instrukcije `br`. Medjutim, ona moze biti takva da potencijalno vodi u vise od jednog toka izvrsavanja, pa samim tim moramo da obradimo vise slucajeva:

  1. Klasican br koji nema nikakvog grananja - instrukcija se standardno upisuje u fajl.
  2. **br** koji predstavlja **if-then-else** konstrukciju - proveru da li se radi o ovakvom tipu instrukcije vrsimo uz pomoc metode: `isConditional()`. U tom slucaju zapis u .dot fajlu je sledeci:

```
|{<s0>T|<s1>F}
```

3. Instrukcija koju razmatramo je **switch** instrukcija - zbog specificnog nacina definisanja tipa `SwitchInst` u LLVM-u, treba obratiti paznju na njenu obradu.

```
class SwitchInst : public Instruction {
unsigned ReservedSpace;

// Operand[0]    = Value to switch on
// Operand[1]    = Default basic block destination
// Operand[2n  ] = Value to match
// Operand[2n+1] = BasicBlock to go to on match
...
};
```

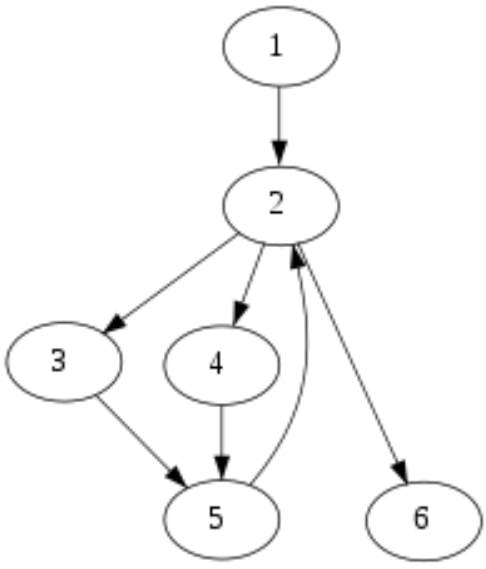
Nama su za .dot fajl neophodne iskljucivo vrednosti koje imamo u svakoj od case naredbi, pa iz tog razloga razmatramo samo **parne** indekse. Takodje, kako nulti i prvi indeks predstavljaju vrednost po kojoj se grana, kao i basic block podrazumevanog slucaja, njih preskacemo.

Dominatorska stabla

> Relaciju dominacije uvodimo na naredni nacin:

Cvor **d** u grafu kontrole toka **dominira** nad cvorom **n** ako svaka putanja od startnog cvora do **n** mora da sadrzi cvor **d**. Najcesce oznacavamo kao: d dom n. Prema definiciji svaki cvor dominira samim sobom.

Primer



Ako posmatramo dati graf mozemo zakljuciti sledece:

- cvor numerisan brojem jedan dominira svim ostalim cvorovima - startni je cvor pa putanja od njega do svih ostalih mora da ga sadrzi;
- cvor numerisan brojem dva dominira samim sobom, kao i cvorovima numerisanim brojevima 3, 4, 5 i 6;
- cvorovi numerisani brojevima 3, 4, 5 i 6 dominiraju jedino samim sobom.

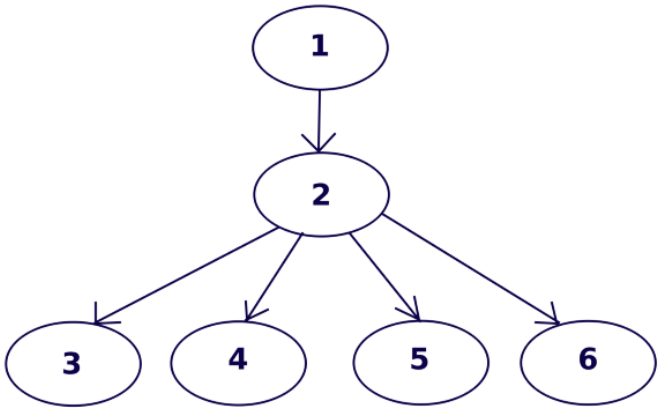
Postoje razliciti koncepti koji imaju veze sa relacijom dominacije:

Immediate dominator

Onaj dominator koji je najblizi od svih dominatora. Svaki cvor koji nije startni, ima svog immediate dominatora koji je jedinstven. Oni su nam znacajni prilikom odredjivanja **dominatorskog stabla**.

Dominatorsko stablo

Za stablo kazemo da je dominatorsko ukoliko su deca svakog cvora ona kojima on dominira po relaciji immediate dominacije. Za primer naveden iznad, odgovarajuce dominatorsko stablo bi bilo sledece:



Dominatorsko stablo formiraju ivice oblika: $\{(idom(w), w) | w \in V - \{S\}\}$ gde je S koren r stabla.

Postupak nalazenja dominatorskog stabla (Lengauer-Tarjan algoritam)

Da bismo sproveli algoritam neophodno je da se uvede pojam semidominatora.

Semidominator

$sdom(w) = min\ \{v |$ postoji putanja $v = v_0 \ldots v_k = w$ tako da je $v_i > w$ za $i = 1, \ldots, k-1\}$

pri cemu relacija $>$ oznacava da cvor ima vecu ulaznu numeraciju.

Semidominator je minimalni cvor w koji se nalazi u uniji naredne dve grupe:

- svi cvorovi v takvi da je (v, w) usmerena grana u grafu i vazi da je ulazna numeracija cvora v manja od ulazne numeracije cvra w;
- semidominatori cvora u pri cemu je (v, w) grana u grafu takva da je u predak cvora v. Ovo je znacajno jer pri uslovu $u > w$ i u je predak cvora v takvog da je (v, w) grana, ako mozemo doci do u bilo kojom putanjom, onda putanja od u do w ne ukljucuje nijedan cvor za koji vazi da je $< w$.

Koraci:

- Sprovesti DFS pretragu grafa dobijenog na ulazu i svakom cvoru dodeliti **ulaznu numeraciju** (marker kojim odredjujemo kada je koji cvor bio posecen). Inicijalizovati sve neophodne strukture:
    - lista povezanosti
    - obrnuta lista povezanosti
    - lista roditeljskih cvorova
    - lista predaka
    - vektor koji pamti sdom (za svaki cvor se postavlja da je semidominator samom sebi)
    - vektor koji pamti idom

    - lista koja cuva redosled obilaska cvorova

- Za svaki cvor odrediti njegovog semidominatora. Semidominatore traziti u redosledu obrnutom od onog u kom su cvorovi inicijalno bili poseceni pri DFS-u.

- Racunamo immediate dominatore za svaki cvor na osnovu prethodno sracunatih semidominatora:

    - ako postoji direktna grana izmedju u i $sdom(u)$ tada imamo da je: $sdom(u) = idom(u)$;
    - ako direktna grana ne postoji: $idom(u) = idom(idom(anc))$.

Constant propagation

Jedna od standardnih optimizacija koje kompajler sprovodi. Podrazumeva zamenu vrednosti promenjivih sa konstantnim vrednostima u izrazima u kojima se koriste. Konstantne vrednosti promenljivih se mogu propagirati kroz graf kontrole toka.

Primer.

```
int main ()
{
    int x = 3;
    int y, z, w;

    if (y > 0) {
        x = 7;
        z = x + 3;
    } else {
        w = 4;
    }

    return 0;
}
```

Umesto sto nakon ulaska u if granu dodeljujemo promenljivoj x vrednost 7, a zatim koristimo x u daljim izracunavanjima, mozemo direktno izvrsiti sledecu zamenu: z = 7 + 3 (to ce kompajler i uraditi).

Ova optimizacija funkcionise zajedno sa constant foldingom.

Uvodni termini

Da bi se optimizacija sprovela neophodno je uvesti nekoliko termina. Prvi od njih podrazumeva `stanje promenljive`. Svaka promenljiva se moze naci u 3 stanja:

- **⊥ : bottom** - naredba nije dostizna, pa samim tim ni promenljiva;
- **T : top** - naredba jeste dostizna, ali nam je vrednost promenljive u toj naredbi nepoznata;
- **c : const** - vrednost promenljive u datoj naredbi je konstantna.

Takodje, za svaku naredbu pratimo kakvo je stanje promenljive *pre* i *posle* njenog izvrsavanja:

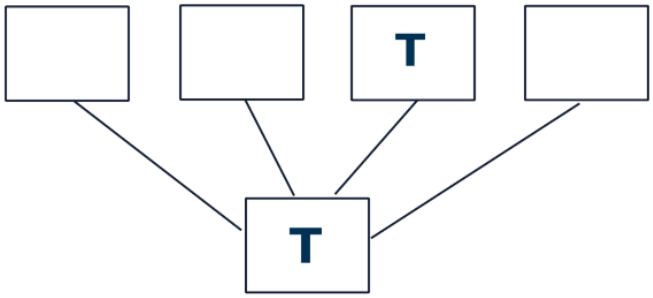
- **C(s, x, in)** - stanje promenljive x pre izvrsavanja naredbe s;
- **C(s, x, out)** - stanje promenljive x nakon izvrsavanja naredbe s.

Napomena: prva instrukcija u programu **ne sme** imati i before i after status, dok sve ostale **moraju** imati oba.

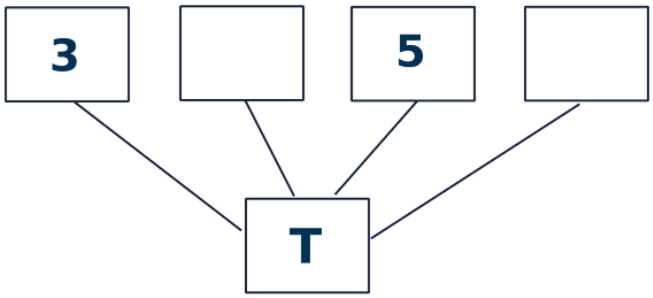
Sprovodjenje optimizacije

Da bismo sproveli optimizaciju, neophodno je da znamo pravila koja za nju vaze:

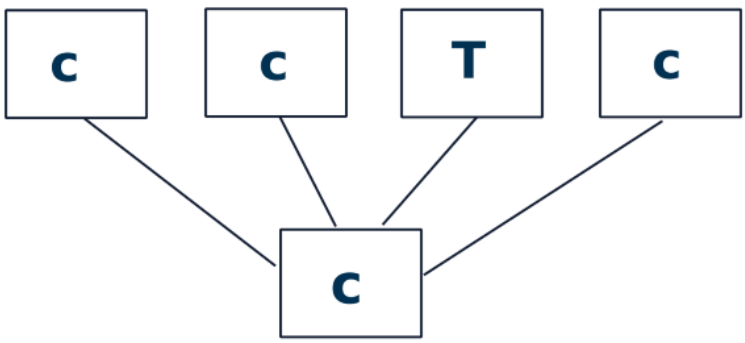
- **if C(pi, x, out) == T for any i then C(s, x, in) = T**
    - ako je vrednost promenljive nakon bilo kod predecessora tekuceg basic blocka nepoznata, onda nece biti poznata ni pre izvrsavanja tekuce naredbe.



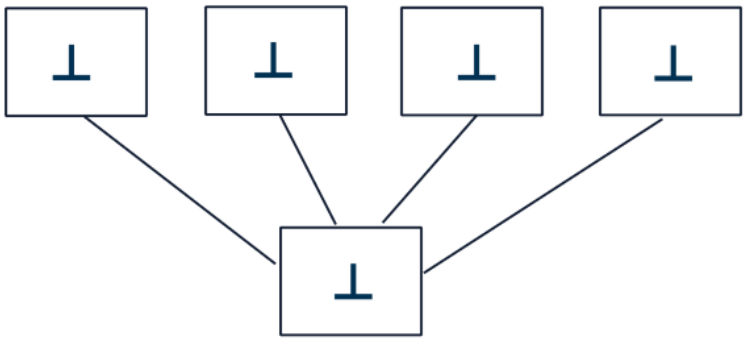
- **if C(pi, x, out) == c && c(pj, x, out) == d && c != d then C(s, x, in) == T**
    - ako je vrednost promenljive x u razlicitim predecessorima razlicita, onda ona nece biti poznata pre izvrsavanja naredbe s.



- **if C(pi, x, out) == c or T for all i then C(s, x, in) = c**
    - ako svi predecessori dodeljuju istu vrednost promenljivoj x, onda ce ta ista vrednost biti i pre ulaska u naredbu s.



- **if C(pi, x, out) == ⊥ for all i then C(s, x, in) = ⊥**
    - ako je svaki predecessor nedostizan, ona ce i u naredbi s vrednost promenljive x biti nedostizan.



- **C(s, x, out) = ⊥ if C(s, x, in) == ⊥**
    - ako je pre izvrsavanja naredbe s vrednost promenljive x bila nedostizna, onda ce biti nedostizna i nakon njenog izvrsavanja.
- **C(x := c, x, out) = c if c is constant**
    - ako je s naredba dodele i promenljivoj x dodeljuje konstantnu vrednost c, onda x ima istu tu vrednost i nakon izvrsavanja te naredbe.
- **C(x := f(...), x, out) = T**
    - ako je naredba s naredba dodele koja promenljivoj x dodeljuje vrednost koja nije konstantna, onda necemo znati nista o vrednosti promenljive x nakon izvrsavanja naredbe s.
- **C(y := ..., x, out) = C(y := ..., x, in) if x != y**
    - ako je s naredba dodele koja ne menja vrednost promenljive x, tada ce njena vrednost biti ista i pre i posle izvrsavanja naredbe s.

Algoritam koji vrsi constant propagation radi sledece:

1. Proverava da li postoji instrukcija za koju neko od prethodno navedenih pravila nije ispunjeno;
2. Ukoliko postoji takvo pravilo, zadovoljavamo ga.

Implementacija

Kreiramo klasu koja ce biti omotac za llvm-ov tip `llvm::Instruction`, koja ima narednu formu:

```
class ConstantPropagationInstruction
{
private:
    Instruction *Instr;
    Value *Variable;
    std::pair<Status, int> StatusBefore;
    std::pair<Status, int> StatusAfter;
    std::vector<ConstantPropagationInstruction *> Predecessors;
```

```
public:
    ConstantPropagationInstruction(Instruction *);
    // getters, setters
};
```

`Value`: natklasa za sve bitnije tipove u llvm-u (Instruction, Function,...). Bazna klasa svih vrednosti sracunatih u programu koje mogu biti koriscene kao operandi za druge vrednosti. Svaka instanca klase Value ima svoj `Type`.

Cuvamo `StatusBefore` i `StatusAfter` kao par `{Status, int}`. Ovde nam Status predstavlja jednu od 3 opcije za promenljivu i predstavljen je na sledeci nacin:

```
enum class Status
{
    Top,
    Bottom,
    Const
};
```

Drugi element para je vrednost konkretne promenljive. U ovom slucaju to je celobrojna vrednost jer je optimizacija napisana tako da podrzava samo rad sa celim brojevima. U opstem slucaju, to moze biti bilo koji tip, kako primitivni tako i slozeni.

Za svaki BasicBlock u programu, a potom i za svaku instrukciju, neophodno je kreirati nasu instrukciju koja je prilagodjena za optimizaciju. Prolazom kroz funkciju vrsimo prikupljanje instrukcija, a takodje za svaku odredjujemo njene predecessore.

```
  void IterateThroughFunction(Function &F)
  {
    ConstantPropagationInstruction *Current, *PreviousCPI;
    Instruction *Previous;

    for (BasicBlock &BB : F) {
      for (Instruction &Instr : BB) {
        Current = new ConstantPropagationInstruction(&Instr);
        Instructions.push_back(Current);

        // Vraca pokazivac na prethodnu instrukciju koja nije debug ako
postoji u istom BB.
        Previous = Instr.getPrevNonDebugInstruction();
        if (Previous == nullptr) {
          // Proveravamo da li je poslednja instrukcija iz nekog od
prethodnih BB jednaka instrukciji u
          // nasem BB.
          for (BasicBlock* Predecessor : predecessors(&BB)) {
            PreviousCPI = *std::find_if(Instructions.begin(),
Instructions.end(),
                                        [Predecessor]
(ConstantPropagationInstruction *CPI) {
                                          return CPI->GetInstruction() ==
```

```
  &Predecessor->back();
                                        });
            Current->AddPredecessor(PreviousCPI);
          }
        } else {
          // Dodajemo pretposlednju, zato sto je tekuca instrukcija vec
dodata u vektor na pocetku
          Current->AddPredecessor(Instructions[Instructions.size() - 2]);
        }
      }
    }
  }
```

```
 Instruction * Instruction::getPrevNonDebugInstruction(bool SkipPseudoOp =
false) const
```

- Vraca pokazivac na prethodnu instrukciju koja nije debug, a nalazi se u istom basic block-u kao tekuca ili nullptr ako takva instrukcija ne postoji.

Pravila koja je neophodno proveriti, a zatim i primeniti ukoliko neka instrukcija pravilo ne zadovoljava imaju narednu formu u kodu:

```
bool CheckRuleNum(ConstantPropagationInstruction *CPI);
void ApplyRuleNum(ConstantPropagationInstruction *CPI);
```

Optimizacije petlji

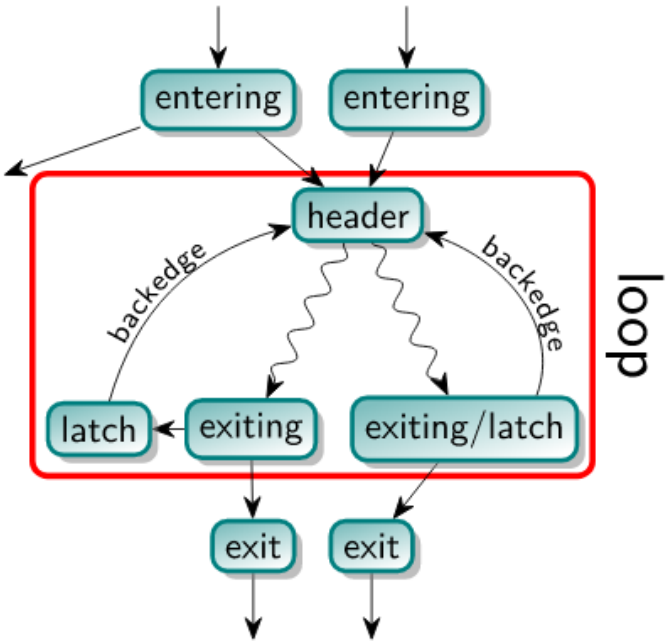
Uvodna terminologija vezana za petlje

U LLVM-u, detekcija petlji u grafu kontrole toka je realizovana od strane klase `LoopInfo`. Ona je zasnovana na sledecoj definiciji: **petlja** je podskup cvorova grafa kontrole toka sa narednim karakteristikama:

- Podgraf koji sadrzi sve grane CFG-a unutar petlje je jako povezan (svaki cvor je dostizan iz svih ostalih);
- Sve grane van tog podskupa koje idu ka cvorovima tog podskupa pokazuju na isti cvor koji se naziva **header**. Ovaj cvor dominira svim cvorovima unutar petlje;
- Petlja je maksimalan podskup sa ovim karakteristikama.

Dodatna terminologija:

- **entering block (loop predecessor)**: cvor koji nije deo petlje, ali ima granu koja je usmerena ka header cvoru petlje. Ako postoji samo jedan ulazni blok i njegova jedina grana ide ka header-u, onda se on naziva **preheader**. On dominira petljom iako sam nije njen sastavni deo;



Loop unrolling

Loop unrolling je jedna od standardnih i cesto zastupljenih optimizacija u okviru kompilatora koja za zadatak ima da eliminise petlju (do one mere u kojoj je to moguce) i kod iz njenog tela ponovi veci broj puta. Pass koji ovo radi spada u kategoriju *transform* passova zato sto je neophodno izvrsiti promenu IR-a.

Primer Umesto narednog koda:

```
int main ()
{
    for (int i = 0; i < 5; ++i)
        printf("Hello!\n");
    return 0;
}
```

ovom optimizacijom dobijamo kod:

```
int main ()
{
    print("Hello!\n");
    print("Hello!\n");
    print("Hello!\n");
    print("Hello!\n");
    print("Hello!\n");

    return 0;
}
```

Izdvajamo dva tipa loop unrolling-a:

1. **Full unrolling** - razmotava petlju u potpunosti i naredbe iz njenog tela ponavlja onoliko puta kolika je bila gornja granica iteracije. Ovo je moguce iskljucivo ukoliko je granica u petlji imala konstantnu vrednost.
2. **Partial unroll** - ukoliko granica nije konstantna vrednost, moze se delimicno izvrsiti odmotavanje petlje. U ovom slucaju neophodno je navesti **faktor odmotavanja (unrolling factor)** koji podrazumeva broj ponavljanja.

Prednosti:

1. Povecavamo efikasnost programa;
2. Smanjujemo loop overhead;
3. Ako naredbe u telu petlje nisu zavisne jedna od druge mogu se izvrsavati paralelno.

Mane:

1. Povecava se velicina programskog koda sto moze biti nesto sto ne zelimo;
2. Odmotane petlje koje sadrze skokove su potencijalno sporije nego rekurzivne funkcije;
3. Moguca je povecana iskoriscenost registara prilikom jedne iteracije zbog cuvanja privremenih promenljivih sto moze smanjiti performanse.

Loop inversion

Loop inversion je optimizacija petlje koja tranformise strukturu **while** petlje tako sto je menja **if** naredbom koja u svom telu sadrzi **do-while** petlju. Ako se koristi na adekvatan nacin moze da dovede do poboljsanja performansi.

Primer Neka je dat sledeci segment koda:

```
int i, a[100];
i = 0;
while (i < 100) {
    a[i] = 0;
    i++;
}
```

Ukoliko primenimo datu optimizaciju dobijamo sledece:

```
int i, a[100];
i = 0;
if (i < 100) {
    do {
      a[i] = 0;
      i++;
    } while (i < 100);
}
```

IR reprezentacija while i do-while petlje na primeru:

```c
int i = 0;
while (i < 0) {
    printf("Hello!\n");
    i++;
}
```

```
; Function Attrs: noinline nounwind optnone uwtable
define dso_local i32 @main() #0 {
  %1 = alloca i32, align 4
  %2 = alloca i32, align 4
  store i32 0, ptr %1, align 4
  store i32 0, ptr %2, align 4
  br label %3

3:                                                ; preds = %6, %0
  %4 = load i32, ptr %2, align 4
  %5 = icmp slt i32 %4, 10
  br i1 %5, label %6, label %10

6:                                                ; preds = %3
  %7 = call i32 (ptr, ...) @printf(ptr noundef @.str)
  %8 = load i32, ptr %2, align 4
  %9 = add nsw i32 %8, 1
  store i32 %9, ptr %2, align 4
  br label %3, !llvm.loop !6

10:                                               ; preds = %3
  ret i32 0
}
```

While petlja

```
; Function Attrs: noinline nounwind optnone uwtable
define dso_local i32 @main() #0 {
  %1 = alloca i32, align 4
  %2 = alloca i32, align 4
  store i32 0, ptr %1, align 4
  store i32 0, ptr %2, align 4
  %3 = load i32, ptr %2, align 4
  %4 = icmp slt i32 %3, 10
  br i1 %4, label %5, label %14

5:                                                ; preds = %0
  br label %6

6:                                                ; preds = %10, %5
  %7 = call i32 (ptr, ...) @printf(ptr noundef @.str)
  %8 = load i32, ptr %2, align 4
  %9 = add nsw i32 %8, 1
  store i32 %9, ptr %2, align 4
  br label %10

10:                                               ; preds = %6
  %11 = load i32, ptr %2, align 4
  %12 = icmp slt i32 %11, 10
  br i1 %12, label %6, label %13, !llvm.loop !6

13:                                               ; preds = %10
  br label %14

14:                                               ; preds = %13, %0
  ret i32 0
}
```

do-while petlja