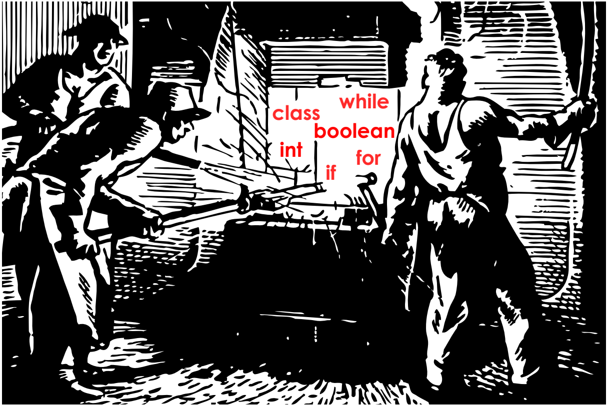
Compiler 2

7. Block: Skalare Optimierung



Dead Code Elimination

Überflüssiger Code

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Nutzloser Code
  - Keine weitere Operation verwendet Ergebnis
  - Genauer: Eine weitere Verwendung des Ergebnisses ist von außen nicht sichtbar
- Unerreichbarer Code
  - Kann auf keinem Pfad im CFG erreicht werden

Hier: Konzentration auf Entfernung nutzlosen Codes
Dead Code Elimination

Kritische Operationen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Kritische Operationen haben nach außen sichtbare Effekte

- Müssen immer ausgeführt werden
- Return-Anweisungen
- Zuweisungen an var-Parameter, globale und nicht-lokale Variablen
- Unterprogrammaufrufe (wenn keine IPO vorhanden)
- Ein-Ausgabe-Anweisungen

Für VL vereinfacht: Nur Ausgabeoperationen relevant

Dead Code Elimination - Ideen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Markieren benötigter Operationen
  - Markiere kritische Operationen
  - Untersuche deren Operanden und markiere die zugehörigen Definitionen als benötigt
  - Solange noch weitere benötigte Operationen dazu kommen: Wiederholen
- Entfernen toter Operationen
  - Alle nicht markierten Operationen entfernen

➥Klassisches *Mark-and-Sweep* Vorgehen

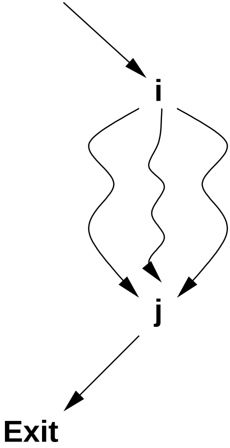
Dead Code Elimination - Details

- Für die meisten Operationen einfach
- Was bei Kontrollfluß (Kanten) zwischen Blöcken?
- Gleiche Grundidee wie bei anderen Anweisungen
  - Unbedingte Sprünge werden immer benötigt
    - Ausführung muß ja weitergehen
  - Bedingte Sprunganweisung: genauer ansehen
  - Ein Zweig wird nur benötigt, wenn er mindestens zu einer benötigten Anweisung führt
- Vorgehensweise
  - Bei Markieren einer Anweisung auch gleich entscheidende Verzweigung mitmarkieren
  - Leicht gesagt, aber wie genau diese Verzweigung finden?

Neue Konzepte erforderlich!

Postdominanz

Ein Knoten *j* postdominiert den Knoten *i* in einem CFG, wenn alle Pfade von *i* zum Endknoten des CFG durch den Knoten *j* führen.

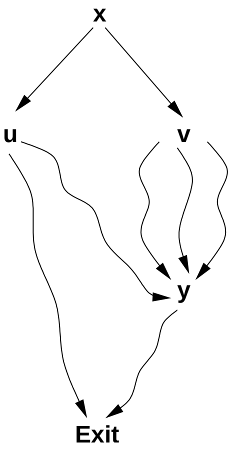


Kontrollabhängigkeit 1

y ist von *x* kontrollabhängig genau dann, wenn

1. es einen nicht-leeren Pfad von *x* zu *y* gibt und jeder auf diesem Pfad liegende Knoten von *y* postdominiert wird,
2. *x* aber nicht strikt von *y* postdominiert wird.

- *y* postdominiert *v* und alle Knoten dazwischen
- *y* postdominiert nicht *x*
- *y* ist von *x* kontrollabhängig



Kontrollabhängigkeit 2

Andere Deutung

- Zwei oder mehr Kanten verlassen Block x
- Nach Eintritt in eine der Kanten wird y in jeden Fall ausgeführt
- Über die andere(n) Kante(n) kann der Endknoten ohne y erreicht werden

Damit entscheidet Bedingung am Ende von x, ob y ausgeführt wird.

↬Wenn Anweisung in y benötigt wird, wird damit auch die Entscheidung in x benötigt

Wie Kontrollabhängigkeit berechnen?

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Hat etwas mit Postdominanz zu tun.

Zusammenhang:

- Postdominanz im CFG
- $\leftrightarrow$ Dominanz im umgekehrten CFG
  - Richtung der Kanten vertauscht
  - *reversed CFG* (rCFG)

➥Dominanzberechnung bekannt (Brandis & Mössenböck)

Reicht aber noch nicht ganz: Wo genau ist der *y* nahegelegenste Punkt, an dem die Entscheidung fällt?

➥Wo ist der *y* nahegelegenste Knoten, bei dem auch eine Abzweigung an *y* vorbei genommen werden kann?

Dominatorgrenze

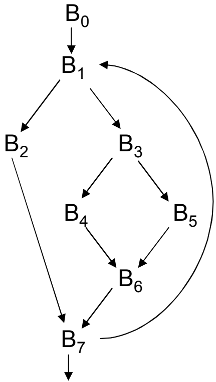
Analoge Betrachtung bei Dominatoren:
Welche Knoten w liegen gerade außerhalb der Dominanz eines Knotens x?

Anders: An welchem Knoten w kann aus dessen Ausführung nicht mehr sicher auf die vorherige Ausführung von x geschlossen werden?

Dominatorgrenze DF(x)

Knoten w, bei denen ein Vorgänger q durch x dominiert wird $(q \in \text{preds}(w) \wedge x \in \textsc{Dom}(q))$, aber w selbst nicht von x strikt dominiert ist $(x \notin \textsc{Dom}(w) - \{w\})$, heissen die Dominatorgrenze von x, mit $w \in \textsc{Df}(x)$.

Beispiel Dominatorgrenze

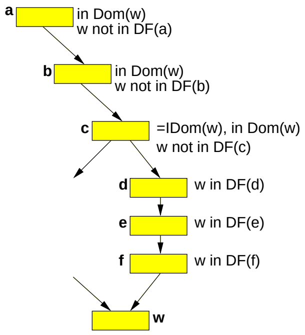


	0	1	2	3	4	5	6	7
DOM	0	0,1	0,1,2	0,1,3	0,1,3,4	0,1,3,5	0,1,3,6	0,1,7
DF	–	–	7	7	6	6	7	1

Berechnung von Dominatorgrenzen

Beobachtung

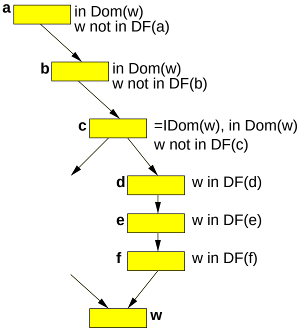
- Knoten auf Dominatorgrenze sind immer Merge-Knoten
- Vorgänger x eines Merge-Knotens w haben $w \in \textsc{Df}(x)$, wenn gilt $x \notin \textsc{Dom}(w)$
- Dominatoren z der Vorgänger x von w haben auch $w \in \textsc{Df}(z)$, wenn gilt $z \notin \textsc{Dom}(w)$



Berechnung von Dominatorgrenzen

Vorgehensweise

1. Finde Merge-Points als *w*
2. Beginne Untersuchung bei direkten Vorgängern *x* des Merge-Points *w*
3. Klettere rückwärts weiter via IDOM des aktuellen Knotens *x*
   - Setze $\mathrm{DF}(x) = \mathrm{DF}(x) \cup \{w\}$, bis $x = \mathrm{IDOM}(w)$



Berechnung von Dominatorgrenzen

Algorithmus

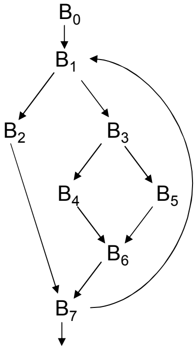
TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
foreach node n in CFG do
  DF(n) := ∅
foreach node n in CFG do
  if |preds(n)| > 1 then
    foreach p in preds(n) do
      runner := p
      while runner ≠ IDOM(n) ∧ runner ≠ n do
          DF(runner) := DF(runner) ∪ { n }
          runner := IDOM(runner)
```

Berechnung von Dominatorgrenzen

Beispiel

1. Bearbeite B6: Zu B5, dort B6 in DF(B5), Ende bei B3. Zu B4, dort B6 in DF(B4), Ende bei B3.
2. Bearbeite B7: Zu B2, dort B7 in DF(B2), Ende bei B1. Zu B6, dort B7 in DF(B6), zu B3, dort B7 in DF(B3), Ende bei B1.
3. Bearbeite B1: Zu B0, dort Ende. Zu B7, dort B1 in DF(B7), dort Ende.



	0	1	2	3	4	5	6	7
DOM	0	0,1	0,1,2	0,1,3	0,1,3,4	0,1,3,5	0,1,3,6	0,1,7
DF	–	–	7	7	6	6	7	1

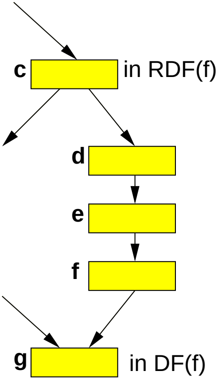
Quelle: C&T p. 458, 463

... zurück zu Dead Code Elimination

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Gesucht: Verzweigungen, von denen benötigte Anweisung *i* kontrollabhängig ist

➥Sind Dominatorgrenzen von block(*i*) im reversen CFG: RDF(block(*i*))



Markiere benötigte Operationen

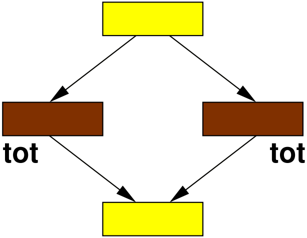
```
MarkPass
        foreach op i
                clear i's mark
                if i is critical then
                        mark i
                        add i to WorkList
        while (Worklist != Ø)
                remove i from WorkList
                        (i has form "x ¬ y op z" )
                if def(y) is not marked then
                        mark def(y)
                        add def(y) to WorkList
                if def(z) is not marked then
                        mark def(z)
                        add def(z) to WorkList
                foreach b ∈ RDF(block(i))
                        mark the block-ending
                                branch j in b
                        add j to WorkList
```

Lösche unnötige Operationen

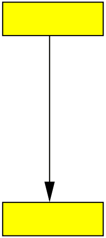

```
Sweep
    foreach op i
        if i is not marked then
            if i is a branch then
                rewrite with a jump to i's nearest useful post-dominator
            if i is not a jump then
                delete i
```

- Lösche unmarkierte Operationen
- "Verbiege" unmarkierte Verzweigung
  - Setze Ausführung bei nächstgelegenem Postdominator mit nützlichen Operationen fort

Beispiel Verbiegen von Verzweigungen 1

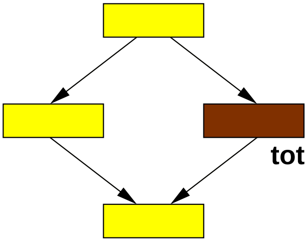


Vorher

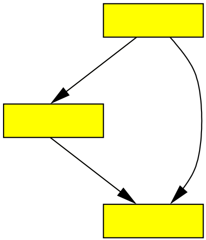


Nachher

Beispiel Verbiegen von Verzweigungen 2

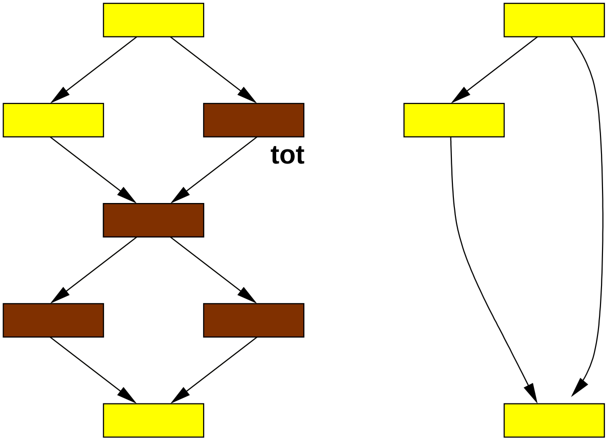


Vorher



Nachher

Beispiel Verbiegen von Verzweigungen 3



Dead Code Elimination

TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Gesamter Ablauf von Dead():
  1. MarkPass()
  2. SweepPass()
- Kann leere Blöcke hinterlassen
- Aufräumen mit nächstem Algorithmus

Bereinigen des CFG

Beseitigen von unnötigem Kontrollflusses

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

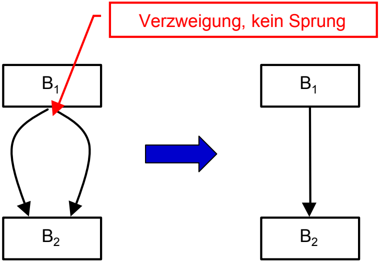
- Nach Optimierung kann CFG leere Blöcke enthalten
- Leere Blöcke enden mit Übergang zum nächsten Block
  - Unbedingter Sprung (ein Nachfolger)
  - Bedingte Sprünge für Verzweigungen
- Kann zu Sprung-zu-Sprung führen (langsam & platzverschwendend)
- Beseitigen!

➥Algorithmus CLEAN: Vier Schritte

Entferne redundante Verzweigung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Entsteht durch: Verbiegen von Verzweigungen
- Vorgehen: Ersetze Verzweigung durch Sprung

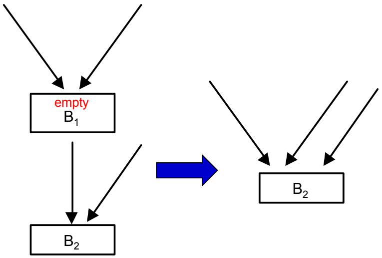


Quelle: C&T Fig. 10.4

Beseitige leere Blöcke

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

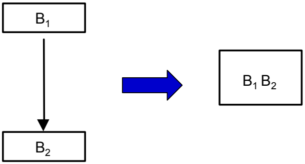
- Entsteht durch: Gelöschte Operationen in B1
- Voraussetzungen: Leerer Block B1 endet mit Sprung
- Vorgehen:
  - Verbiege eingehende Kanten von B1 zu B2
  - Entferne B1



Quelle: C&T Fig. 10.4

Verschmelze Blöcke

- Entsteht durch: Vereinfachte Kanten aus B1
- Voraussetzungen
  - B1 endet mit einem unbedingten Sprung
  - B2 hat genau einen Vorgänger
- Vorgehen:
  - Verschmelze beide Blöcke
  - Entferne damit den Sprung

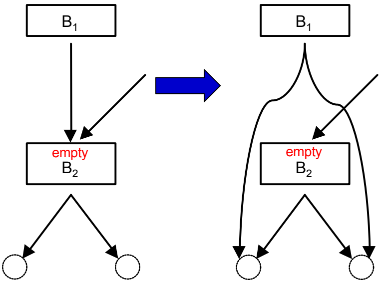


Quelle: C&T Fig. 10.4

Herausziehen von Verzweigung

TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- Entsteht durch: Gelöschte Operationen in B2
- Voraussetzungen
  - B1 endet mit Sprung
  - B2 ist leer und endet mit Verzweigung
- Vorgehen:
  - Kopiere Verzweigung von B2 ans Ende von B1
  - Kann B2 unerreichbar machen



Quelle: C&T Fig. 10.4

Ablauf des gesamten CLEAN-Passes

1. Bearbeite Blöcke in postorder
   - Nachfolger eines Blockes *b* vor *b* selber bearbeiten
2. An jedem Block feste Abarbeitungsreihenfolge
   2.1 Entferne redundante Verzweigungen
       - Entfernt Kante, erzeugt neuen Sprung

   2.2 Beseitige leere Blöcke
       - Entfernt Knoten

   2.3 Verschmelze Blöcke
       - Entfernt Knoten und Kante

   2.4 Ziehe Verzweigungen heraus
       - Fügt neue Kante hinzu
3. Mehrere Durchgänge erforderlich
   - Postorder-Reihenfolge nach jedem Durchgang neu berechnen

CLEAN-Algorithmus

```
CleanPass()
    foreach block i, in postorder

        if i ends in a branch then
            if both targets are identical then
                rewrite with a jump

        if i ends in a jump to j then
            if i  is empty then
                merge i with j
            else if j has only one predecessor
                merge i with j
            else if j is empty & j has a branch then
                rewrite i's jump with j's branch

Clean()
    until CFG stops changing
        compute postorder
        CleanPass()
```

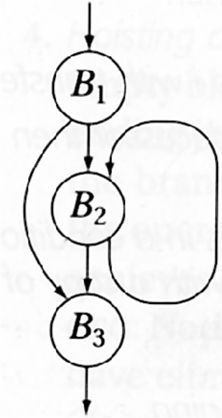
Einschränkungen von CLEAN

Beispiel: Leere Schleife (**B2** leer)

CLEAN alleine kann **B2** nicht beseitigen

- Verzweigung am Ende von **B2** hat verschiedene Ziele
  - Ist nicht redundant, kann nicht in Sprung konvertiert werden
- **B2** endet nicht mit einem Sprung
  - Kein Zusammenfassen mit **B3**
- Vorgänger **B1** von **B2** endet mit Verzweigung
  - Kein Zusammenfassen von **B1** mit **B2**

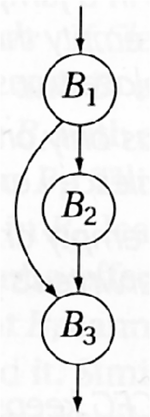
➥Geht aber in Kooperation mit DEAD!



Quelle: C&T Fig. 10.6a

Vorgehen von DEAD bei leerer Schleife

- Ergebnis von DEAD:
- **B1**, **B3** enthalten nützliche Operationen
- **B2** nicht: Verzweigung (**B2**, **B2**) nutzlos
  - **B2** $\notin$ *RDF*(**B3**)
- Bedingungsberechnung für Verzweigung nutzlos
- Verzweigung (**B2**, **B2**) in Sprung zu nützlichem Postdominator von **B2** umwandeln



Quelle: C&T Fig. 10.6b

Vorgehen von CLEAN nach DEAD 1

- **B2** endet mit Sprung zu **B3** und ist selbst leer
- Ändere Sprung (**B1**,**B2**) zu (**B1**,**B3**)
  - Entfernt **B2**

Quelle: C&T Fig. 10.6c

Vorgehen von CLEAN nach DEAD 2

- Verzweigung in **B1** redundant: Umschreiben zu Sprung
- Abschliessend: **B3** mit einzigem Vorgänger verschmelzen

Quelle: C&T Fig. 10.6d

Spezialisierung

Einschränkung von Code auf Kontext

- Üblicherweise: Erzeuge Code, der im Allgemeinfall funktioniert
- Wenn beweisbar, dass nicht alle Fälle auftreten
- ... besser angepasster Code erzeugbar
- Beispiele: Konstante Operanden
  - `x:=y*4` → `x:=y<<2`
  - `x:=17*4` → `x:=68`
- Weitere Beispiele
  - Schlüsselloch-Optimierung (*peephole optimization*)
    - `ST r1,(0x400);  LD r2,(0x400);  ADD r3,r2` →
    - `ST r1,(0x400);  ADD r3,r1`
  - Ersetze Tail-Recursion durch Sprung
    - Verwendet (modifizierten) alten Stack Frame wieder

Weiterverbreitung von konstanten Werten

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

1. Versuch (aus Block 4: Datenfluss)

CONSTANTS(b) sind alle bisher gesammelten Aussagen zu Beginn des Blocks b

- Keine Aussage über v machbar: $(v, x) \notin$ CONSTANTS(b)
- v ist konstant mit Wert c: $(v, c) \in$ CONSTANTS(b)
- v hat unbekannten (potentiell variablen) Wert: $(v, \perp) \in$ CONSTANTS(b)

Definition Meets-Operator

$$(v, c_1) \wedge (v, c_2) = \begin{cases} (v, c_1) & : \text{ wenn } c_1 = c_2 \\ (v, \perp) & : \text{ sonst} \end{cases}$$

Einschränkungen der 1. Version

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
i0 := 12;
while ( ... ) {
    i1 := phi (i0, i3);
    x1 := i1 * 17;
    j1 := i1;
    i2 := ...;
    i3 := j1;
}
```

1. Version rechnet bei Join-Knoten: $i_0 \wedge i_3 = 12 \wedge \perp = \perp$

Programmausführung liefert aber anderes Ergebnis!

1. Version ist pessimistisch: Verknüpfung mit unbekanntem Wert liefert immer $\perp$

Weiterverbreitung von konstanten Werten

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- In SSA-Form: *Sparse*
  - Jeder Wert hat genau eine Quelle
- Ohne Berücksichtigung von Kontrollfluss: *Simple*

➥ *Sparse Simple Constant Propagation* (SSC, SSCP)

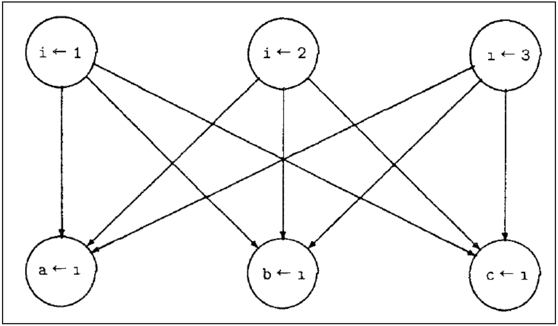
Exkurs: Def-Use Graph

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Programmbeispiel

```
select j
  when x {i ← 1}
  when y {i ← 2}
  when z {i ← 3}
end
select k
  when x {a ← i}
  when y {b ← i}
  when z {c ← i}
end
```

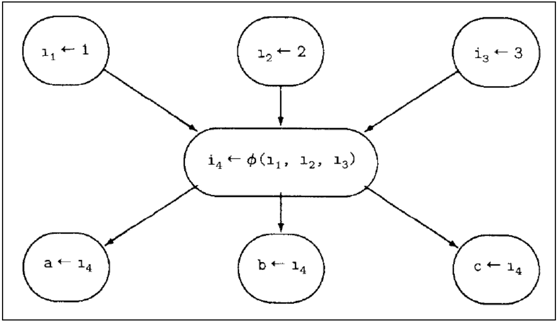
Def-Use-Graph



Quelle: Wegman & Zadeck, Constant Propagation with Conditional Branches, ACM TOPLAS 1991

Exkurs: SSA-Graph

```
select j
  when x {i ← 1}
  when y {i ← 2}
  when z {i ← 3}
end
select k
  when x {a ← i}
  when y {b ← i}
  when z {c ← i}
end
```

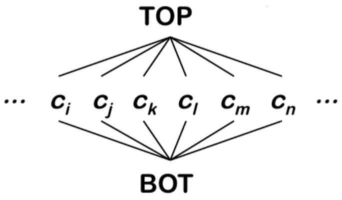


- Weniger Kanten (dünner oder spärlich besetzt, *sparse*)
- Vorsicht: Verschiedene Arten von SSA-Graphen
  - Unterscheiden sich in Richtung der Kanten
  - Hier: Def→Use

Quelle: Wegman & Zadeck, Constant Propagation with Conditional Branches, ACM TOPLAS 1991

Sparse Simple Constant Propagation 1

- Optimistischer Ansatz
- Variablen werden als potentiell konstant angenommen, solange nicht das Gegenteil bewiesen ist
- Darstellung der Fakten als Verband
  - $\top$ (TOP, UNDEF): Noch nichts bekannt, Variable ist potentiell konstant
  - c: Variable hat den konstanten Wert c
  - $\perp$ (BOT, NAC, not-a-constant): Variable ändert sich



Sparse Simple Constant Propagation 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Transferregeln für Fakten bei Anweisungen `x := y op z`

Grundsätzlich: Value(x) = ...

1. c_1 **op** c_2 = Auswertung von **op** , falls Value(y) = c_1, Value(z)= c_2
2. $\perp$, falls Value(y) = $\perp$ oder Value(z) = $\perp$
3. $\top$, sonst

Erweiterung: Rechnen mit Null-Elementen bei $y \in \{\perp, \top\}$

$y \cdot 0 = 0 \cdot y = 0$

y **AND** false = false **AND** *z* = false

y **OR** true = true **OR** *z* = true

Sparse Simple Constant Propagation 3

Aufeinandertreffen von Fakten an Join-Knoten:

$$\text{Value}(\Phi(v_1, v_2, \ldots, v_n)) = \text{Value}(v_1) \wedge \text{Value}(v_2) \wedge \cdots \wedge \text{Value}(v_n)$$

Optimistischer Meets-Operator

$\wedge$	$\top$	c_1	$\perp$
$\top$	$\top$	c_1	$\perp$
c_2	c_2	$(c_1 = c_2) ? c_1 : \perp$	$\perp$
$\perp$	$\perp$	$\perp$	$\perp$

Sparse Simple Constant Propagation 4

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

```
∀ expression, e                ⎧ TOP   falls Wert unbekannt ist
   Value(e) ←  ────────────────⎨ c_i   falls Wert bekannt ist
WorkList ← Ø                   ⎩ BOT   falls Wert variiert

∀ SSA edge s = <u,v>
   if Value(u) ≠ TOP then
      add s to WorkList

while (WorkList ≠ Ø)
   remove s = <u,v> from WorkList
   let o be the operation that uses v
   if Value(o) ≠ BOT then
      t ← result of evaluating o
      if t ≠ Value(o) then
         Value(o) ← t
         ∀ SSA edge <o,x>
            add <o,x> to WorkList
```

o ist “a←b op v” oder “a ←v op b” oder “a←v op v”

SSA-Graph Kanten: Def→Use

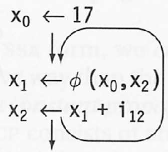
Sparse Simple Constant Propagation 5

Ausführungszeit

- Maximal zwei Value-Änderungen je Variable
  - $\top \to c$
  - $c \to \bot$
- Variablen in Worklist aufgenommen nur bei Änderungen (also max. zweimal)
- Operation wird evaluiert, wenn einer der beiden Operanden Worklist entnommen wird

➥Max. Evaluationen: 4x Anzahl der Operatoren

Pessimistischer und Optimistischer Ansatz



Time Step	Lattice Values					
	Pessimistic			Optimistic		
	x_0	x_1	x_2	x_0	x_1	x_2
0	17	$\perp$	$\perp$	17	$\top$	$\top$
1	17	$\perp$	$\perp$	17	17	$17 + i_{12}$
2	17	$\perp$	$\perp$	17	$17 \wedge (17+i12)$…	

Beispiele: $i_{12} = 0$ und $i_{12} = 2$

Quelle: C & T, Fig 10.11

Auswirkungen auf Kontrollfluß

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Was passiert, wenn wir Fakten in eine Sprungbedingung propagieren?

$\top$: Wir wissen noch nichts

$\perp$: Beide Pfade können auftreten

TRUE/FALSE : Nur ein Pfad wird ausgeführt

➥Nur ein Pfad hat einen Effekt auf die Programmausführung

➥Potentielle Effekte anderer Pfade ignorieren

Idee fur Ausbreitung von Fakten

- Werte: Von Definition zu Benutzung
  - `SSAWorkList`
- Kontrollfluß: Entlang von Kanten zu erreichbaren Blöcken
  - `CFGWorkList`
- Verbreite Werte nur in erreichbare Blöcke

Sparse Conditional Constant Propagation 1

SCC, SCCP

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Initialisierung

SSAWorkList := $\emptyset$
CFGWorkList := $\{b_0\}$
$\forall$ Block *b*
    setze *b* als unerreichbar
    $\forall$ Operation *o* in *b*
        Value(*o*) := $\top$

Unterschied zu SCP: Nimm zunächst Ergebnisse aller Operationen als $\top$ (UNDEF) an

Sparse Conditional Constant Propagation 2

Ausbreitungsregeln: Daten

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

$x \leftarrow c$, c const.

Value(x) := c

$x \leftarrow \phi(y, z)$

Value(x) := Value(y) $\wedge$ Value(z) wie bei SSCP

$x \leftarrow y$ **op** z

`if` Value(y) $\neq \perp$ `and` Value(z) $\neq \perp$ `then`
  Value(x) := Value("y **op** z") wie bei SSCP

Immer:

Falls Value(x) geändert
 $\forall$ (x, o) $\in$ SSA-Graph // Kanten: Def$\rightarrow$Use
  falls block(o) erreichbar
   SSAWorkList := SSAWorkList $\cup \{(x, o)\}$

Sparse Conditional Constant Propagation 3

Ausbreitungsregeln: Kontrollfluß

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

`branch` *cond*, l_t, l_f

`if` *cond* $\in \{\bot, \text{TRUE}\}$ `and` Block l_t unerreichbar `then`
  CFGWorkList := CFGWorkList $\cup \{l_t\}$
`if` *cond* $\in \{\bot, \text{FALSE}\}$ `and` Block l_f unerreichbar `then`
  CFGWorkList := CFGWorkList $\cup \{l_f\}$

`jump` l

`if` Block l unerreichbar `then`
  CFGWorkList := CFGWorkList $\cup \{l\}$

Sparse Conditional Constant Propagation 4

Ausbreitung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

while ((CFGWorkList ∪ SSAWorkList) ≠ Ø)

  while (CFGWorkList ≠ Ø)

    nimm einen Block *b* aus CFGWorkList

    markiere *b* als erreichbar

    // benutze Rechenregeln

    evaluiere Ø-Funktionen in *b*, parallel

    evaluiere Operationen in *b*, in Programmreihenfolge

  while (SSAWorkList ≠ Ø)

    nimm eine Kante *s* = <*u*,*v*> aus SSAWorkList

    es sei *o* die Operation, die die Verwendung *v* enthält

    // benutze Rechenregeln

    evaluiere Operation *o*

Diskussion SCCP 1

- Sprungbedingungen auf $\top$ sollten nicht auftreten
  - Compiler-Fehler?
- Alle Operationen auf $\top$ initialisieren
  - Kontrollfluß läßt Werte $\neq \top$ zu
  - Unerreichbare Pfade tragen $\top$ zu optimistischen Phi-Funktionen bei
- Hier Vorschlag: Erst CFG-Kanten, dann SSA-Kanten
  - Könnte aber in beliebiger Reihenfolge geschehen
  - CFG-Kanten zuerst kann aber etwas schneller sein

Diskussion SCCP 2

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Auch hier: Null-Elemente in Rechnungen berücksichtigen
  - $\top * \perp \rightarrow \top$
  - Grund: Falls $\top \rightarrow 0$, ist $0 * \perp \rightarrow 0$
  - Analog: AND, OR, etc.
- Auch variable Werte können zu Vereinfachungen führen
  - $\perp * c \rightarrow \perp$, nicht konstant
  - Kann bei z.B. $c = 2$ zu Vereinfachung führen (Shift)
  - Aber Nebeneffekt: Dann nicht mehr kommutativ!
- Hier nicht gezeigt: Umschreiben von Verzweigungen zu Sprüngen
  - `branch TRUE,L1,L2` $\rightarrow$ `jump L1`

Beispiel SCCP

$$
\begin{array}{l}
i \leftarrow 17 \\
\text{if } (i > 0) \text{ then} \\
\quad j_1 \leftarrow 10 \\
\text{else} \\
\quad j_2 \leftarrow 20 \\
j_3 \leftarrow \varnothing(j_1, j_2) \\
k \leftarrow j_3 * 17
\end{array}
$$

Quelle: Rice U, COMP 512, F2003

Beispiel SCCP

Ohne Berücksichtigung von Kontrollfluss (SSCP)

17	$i \leftarrow 17$
	if (i > 0) then
10	$\quad j_1 \leftarrow 10$
	else
20	$\quad j_2 \leftarrow 20$
$\perp$	$j_3 \leftarrow Ø(j_1, j_2)$
$\perp$	$k \leftarrow j_3 * 17$

All paths execute

Quelle: Rice U, COMP 512, F2003

Beispiel SCCP

Mit Berücksichtigung von Kontrollfluss (SCCP)

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

17	$i \leftarrow 17$
	if $(i > 0)$ then
10	$\quad j_1 \leftarrow 10$
	else
TOP	$\quad \cancel{j_2 \leftarrow 20}$
10	$j_3 \leftarrow \varnothing(j_1, j_2)$
170	$k \leftarrow j_3 * 17$

With SCC marking blocks

Effekt kann durch DEAD nicht erreicht werden

- DEAD kann nicht $i > 0$ evaluieren
- Damit ist $j_2 \leftarrow 20$ eine nützliche Anweisung

➥Kombination von Optimierungen kann sinnvoll sein

Quelle: Rice U, COMP 512, F2003

Literatur zu SSCP und SCCP

Grundlagen, Ausdehnung auf Inter-Prozedur-Bereich

M.N. Wegman & F.K. Zadeck
Constant propagation with conditional branches
ACM TOPLAS, 13(2), April 1991, Seiten 181…210

Vertiefung, andere Notation

C. Click & K. D. Cooper
Combining Analyses, Combining Optimizations
ACM TOPLAS, 17(2), März 1995, Seiten 181…196

Beide Papers auf OC Web-Seite.

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Optimierungsermöglichende Transformationen

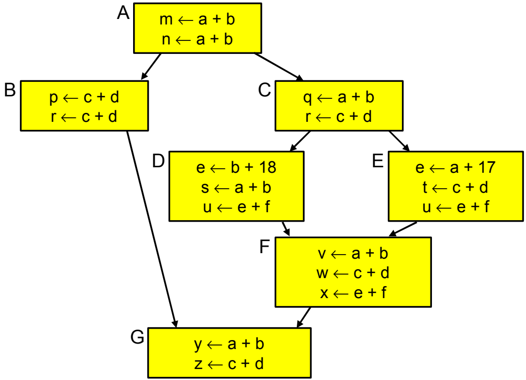
Optimierungsermöglichende Transformationen

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Führen selbst noch keine Optimierung aus
- Können Code sogar größer/komplizierter machen
- Bieten dann aber mehr Angriffspunkte für andere Optimierungen

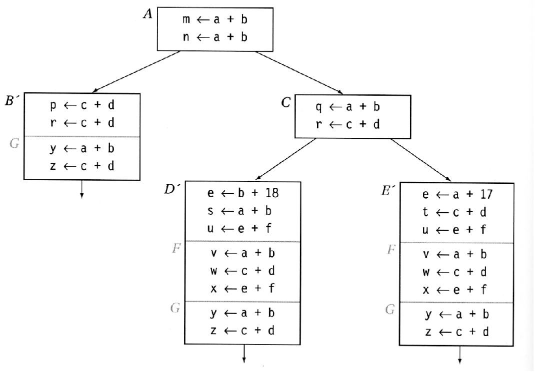
Vervielfältigen von Blöcken 1

Cloning – Vorher



Vervielfältigen von Blöcken 2

Cloning – Nachher



Quelle: C&T, Fig 8.11, p. 426

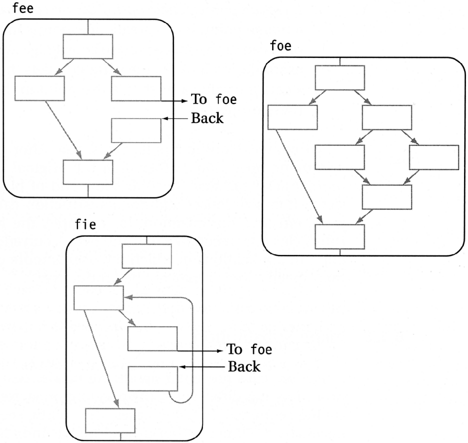
Vervielfältigen von Blöcken 3

Diskussion

- Eliminieren von Merge-Points
- … durch Kopieren und Zusammenfügen von Blöcken
- Vorteile
  - Längere Blöcke, mehr Kontext für lokale Verfahren
  - Beseitigen von Verzweigungen
  - Mehr Ansatzpunkte für Optimierungen
- Nachteile
  - Mehr Code, potentiell mehr I$-Misses

Inlining von Unterprogrammen 1

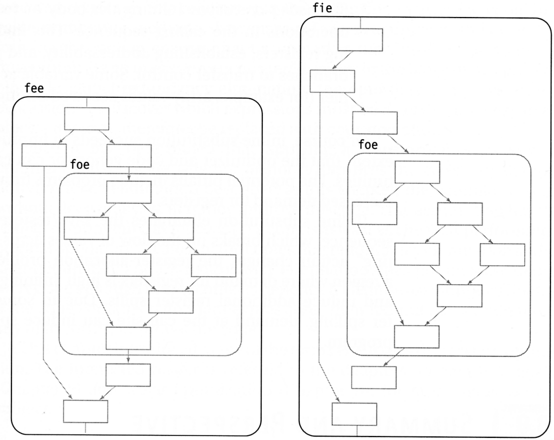
Vorher



Quelle: C&T, Fig. 8.12, p. 428

Inlining von Unterprogrammen 2

Vorher



Quelle: C&T, Fig. 8.13, p. 429

Inlining von Unterprogrammen 3

Diskussion

- Vorteile
  - Code des Unterprogrammes nun im Kontext des Aufrufers $\rightarrow$ Mehr Ansatzpunkte für Optimierung
  - Aufrufsequenz (Parameterübergabe, Stack Frame, Sprung, etc.) entfällt
- Nachteile
  - Mehr Code, potentiell mehr I$-Misses und höhere Registernachfrage

Abrollen von Schleifen 1

Loop Unrolling

Vorher

```
do i = 1 to n by 1
   a(i) = a(i) + b(i)
   end
```

Nachher
Annahme: *n* bekannt

```
do i = 1 to 100 by 4
   a(i)   = a(i) + b(i)
   a(i+1) = a(i+1) + b(i+1)
   a(i+2) = a(i+2) + b(i+2)
   a(i+3) = a(i+3) + b(i+3)
   end
```

Quelle: C&T, Fig. 10.12, p. 519

Abrollen von Schleifen 2

Loop Unrolling

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Nachher
Annahme: *n* unbekannt

```
i = 1
do while (i+3 ≤ n)
   a(i)   = a(i) + b(i)
   a(i+1) = a(i+1) + b(i+1)
   a(i+2) = a(i+2) + b(i+2)
   a(i+3) = a(i+3) + b(i+3)
   i = i + 4
   end
do while (i ≤ n)
   a(i) = a(i) + b(i)
   i = i + 1
   end
```

Nachher
Annahme: *n* unbekannt

```
i = 1
if (mod(n,2) > 0) then
   a(i) = a(i) + b(i)
   i = i + 1
if (mod(n,4) > 1) then
   a(i)   = a(i) + b(i)
   a(i+1) = a(i+1) + b(i+1)
   i = i + 2
do j = i to n by 4
   a(j)   = a(j) + b(j)
   a(j+1) = a(j+1) + b(j+1)
   a(j+2) = a(j+2) + b(j+2)
   a(j+3) = a(j+3) + b(j+3)
   end
```

Quelle: C&T, Fig. 10.12, p. 519

Abrollen von Schleifen 3

Diskussion

- Vorteile
  - Reduzierte Zahl ausgeführter Anweisungen
  - Erhöht Anzahl von Anweisungen im Schleifenrumpf
  - Mehr Möglichkeiten, unabhängige Anweisungen parallel auszuführen
  - Mehr Anweisungen, um Branch Delay Slots zu füllen
  - Mehr aufeinanderfolgende Speicherzugriffe zusammen in Schleife
    - Potential für Vektorisierung (SIMD-Ausführung)
- Nachteile
  - Mehr Code, potentiell mehr I$-Misses

Ausklammern von schleifeninvarianten Verzweigungen

Loop Unswitching

```
do i = 1 to n
   if (x > y)
      then a(i) = b(i) * x
      else a(i) = b(i) * y
```

Original Loop

```
if (x > y) then
   do i = 1 to n
      a(i) = b(i) * x
else
   do i = 1 to n
      a(i) = b(i) * y
```

Unswitched Version

Weniger Kontrollfluss innerhalb der Schleife

- Weniger ausgeführte Instruktionen
  - Insbesondere potentiell langsame Verzweigungen
- Mehr einfacher zu optimierender “straight-line-code”

Quelle: C&T, Fig 10.13, p. 521

Übergreifende Diskussion

Optimierung auf kleineren Code

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Code Hoisting Berechnet VERYBUSY-Ausdrücke einmal

- Verlangsamt Programm nicht

Sinking Verschiebt wiederkehrende Anweisungsfolgen im CFG nach vorne

- Code wird nur einmal erzeugt,
- ...aber von mehreren Ästen benutzt

Cross Jumping Prüft Anweisungen vor Sprung an ein Label

- Identische Folgen werden hinter Label geschoben

Procedure Abstraction Klammere wiederkehrende Anweisungsfolgen in neue Prozedur aus

- Falls ausgeklammerter Code größer als Aufrufsequenz
- ...Platz gespart
- Verlangsamt Programmausführung

Vermeiden von Page-Faults und I$-Misses

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Procedure Placement Häufig aufgerufene Prozeduren in der Nähe des Aufrufers plazieren
- Idealerweise gleicher Speicherseite

Block Placement Häufig genommene Verzweigungen als Fall-Through realisieren
- Vermeidet langsamen Sprung
- Nutzt I$-Prefetching besser aus
- Beispiel für Profile-basierte Optimierung

Fluff Removal Bewege selten benutzten Code an den Rand des Programmes
- Steigert die I$-Cache Effizienz (gecachte Anweisungen werden i.d.R. benutzt)

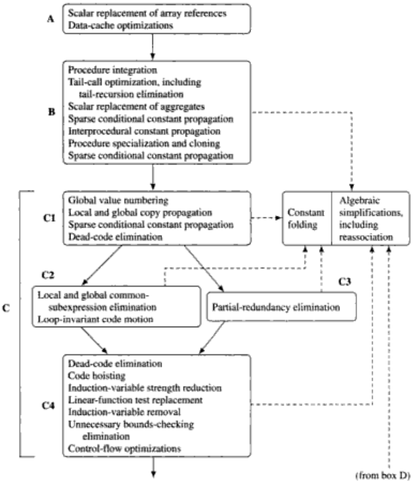
Auswahl einer Optimierungsreihenfolge

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

Schwieriges Problem!

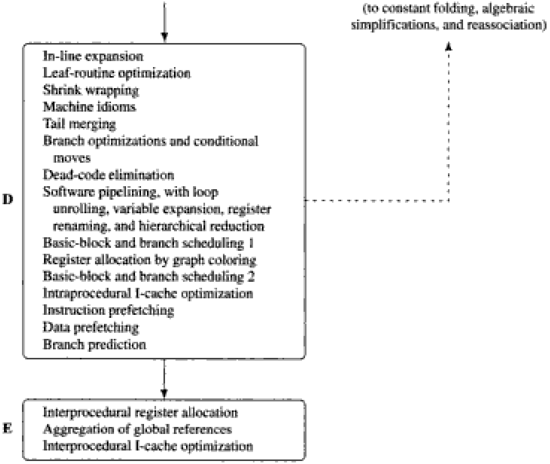
- Alternative Ansätze
  - GCSE oder LCM oder PRE?
- Interaktionen zwischen Optimierungen
  - Verstärkend
    - Constant Propagation / LCM / PRE verbessern Operator Strength Reduction
  - Verschlechternd
    - Redundanzeliminierung verlängert Lebenszeiten
    - ...damit Registervergabe schwieriger
  - Überlappend
    - Constant Folding in Wertnumerierung
    - SCCP

Vorschlag einer Optimierungsreihenfolge 1



Quelle: Muchnick, Fig. 11.1, p. 326

Vorschlag einer Optimierungsreihenfolge 2



Quelle: Muchnick, Fig. 11.1, p. 327

Zusammenfassung

Zusammenfassung

TECHNISCHE UNIVERSITÄT DARMSTADT

- Erster Einblick in skalare Optimierung
- Modifikation des CFG
- Neue und alte Konzepte
  - Dominanz, Postdominanz, Dominanzgrenzen
- Dead Code Elimination: DEAD
- Bereinigen des CFG: CLEAN
- Spezialisierung: SSCP, SCCP
- Ermöglichende Transformationen
- Übergreifende Diskussion