

Compiler 2

7. Block: Skalare Optimierung



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT





Dead Code Elimination

- ▶ 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 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

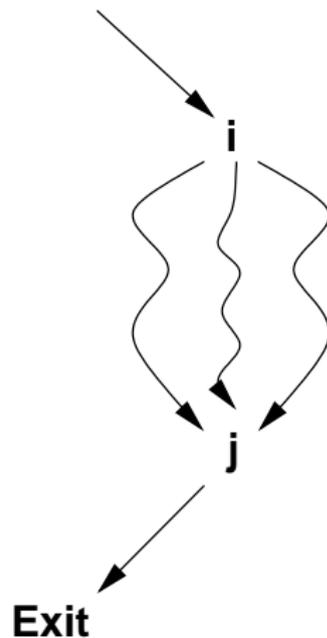
- ▶ Markieren benötigter Operationen
 - ▶ Markiere **kritische** Operationen
 - ▶ Untersuche deren Operanden und markiere die zugehörigen Definitionen als benötigt
 - ▶ Solange noch weitere benötigte Operationen dazu kommen: Wiederholen
- ▶ Entfernen toter Operationen
 - ▶ Alle nicht markierten Operationen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

➡ Klassisches *Mark-and-Sweep* Vorgehen

- ▶ 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?

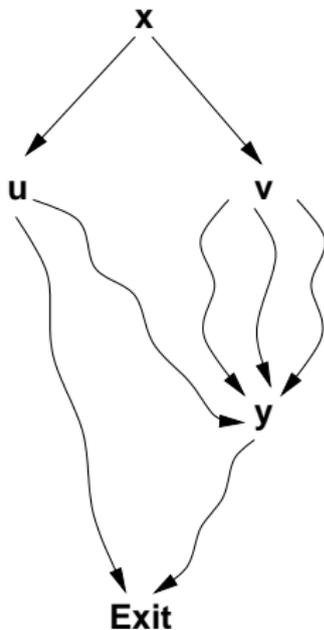
Neue Konzepte erforderlich!

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



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**



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?

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?

Analoge Betrachtung bei Dominatoren:

Welche Knoten w liegen gerade außerhalb der Dominanz eines Knotens x ?

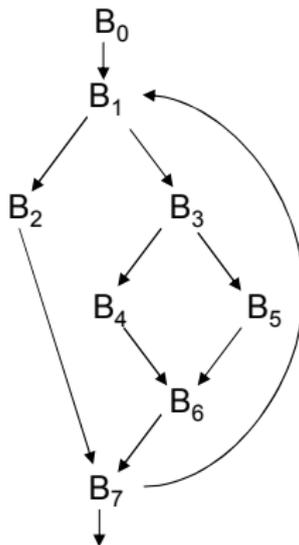
Anders: An welchem Knoten w kann aus dessen Ausführung nicht mehr sicher auf die vorherige Ausführung von x geschlossen werden?

Dominatorgrenze $DF(x)$

Knoten w , bei denen ein Vorgänger q durch x dominiert wird

($q \in \text{preds}(w) \wedge x \in \text{DOM}(q)$), aber w selbst nicht von x strikt dominiert ist
($x \notin \text{DOM}(w) - \{w\}$), heissen die **Dominatorgrenze** von x , mit $w \in DF(x)$.

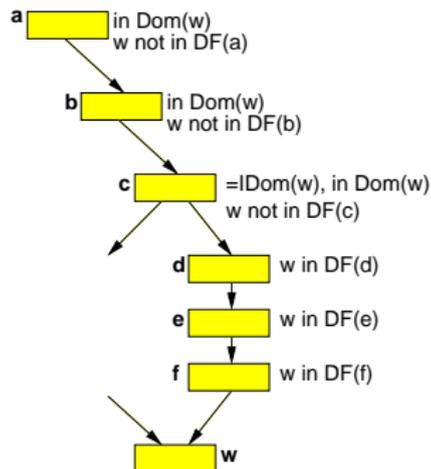
Beispiel Dominatorgrenze



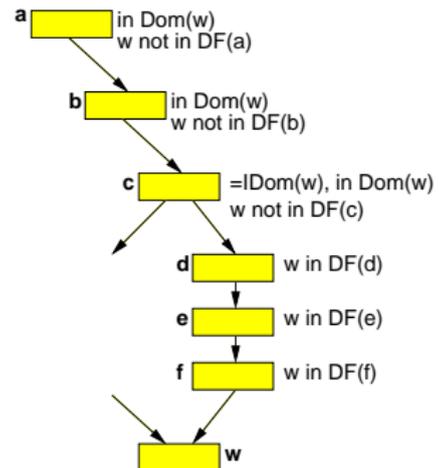
	0	1	2	3	4	5	6	7
DOM	0	0,1	0,1,2	0,1,3	0,1,3,4	0,1,3,5	0,1,3,6	0,1,7
DF	-	-	7	7	6	6	7	1



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



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 $DF(x) = DF(x) \cup \{w\}$, bis $x = \text{IDOM}(w)$



Berechnung von Dominatorgrenzen

Algorithmus

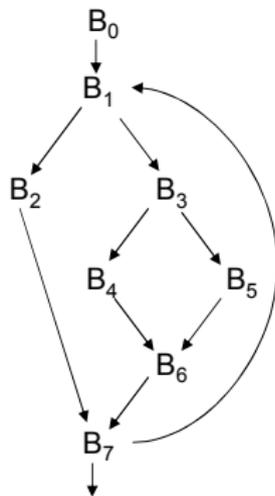


```
foreach node  $n$  in CFG do  
     $DF(n) := \emptyset$   
foreach node  $n$  in CFG do  
    if  $|\text{preds}(n)| > 1$  then  
        foreach  $p$  in  $\text{preds}(n)$  do  
            runner :=  $p$   
            while runner  $\neq \text{IDOM}(n) \wedge$  runner  $\neq n$  do  
                 $DF(\text{runner}) := DF(\text{runner}) \cup \{ n \}$   
                runner :=  $\text{IDOM}(\text{runner})$ 
```

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), 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.

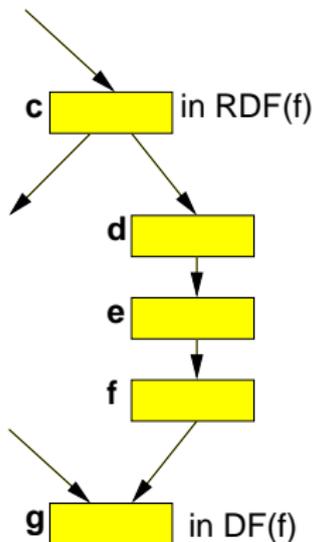


	0	1	2	3	4	5	6	7
DOM	0	0,1	0,1,2	0,1,3	0,1,3,4	0,1,3,5	0,1,3,6	0,1,7
DF	-	-	7	7	6	6	7	1

... zurück zu Dead Code Elimination

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

➔ Sind Dominatorgrenzen von $\text{block}(i)$ im reversen CFG: **RDF($\text{block}(i)$)**



Markiere benötigte Operationen



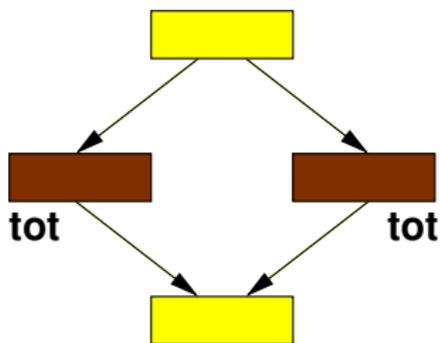
MarkPass

```
foreach op i
    clear i's mark
    if i is critical then
        mark i
        add i to WorkList
while (Worklist !=  $\emptyset$ )
    remove i from WorkList
        (i has form "x  $\rightarrow$  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  $\in$  RDF(block(i))
        mark the block-ending
            branch j in b
        add j to WorkList
```

```
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 nächstgelegenen Postdominator mit nützlichen Operationen fort

Beispiel Verbiegen von Verzweigungen 1

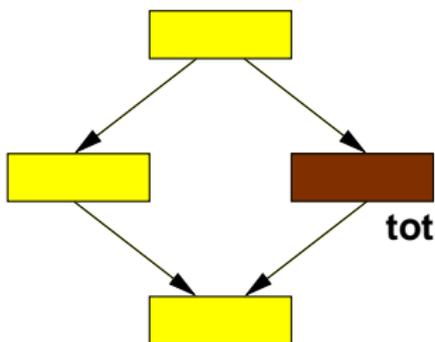


Vorher

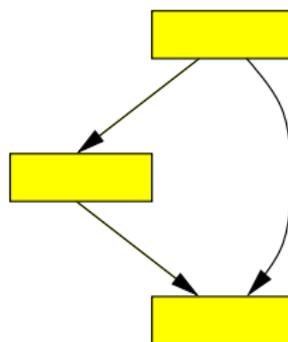


Nachher

Beispiel Verbiegen von Verzweigungen 2

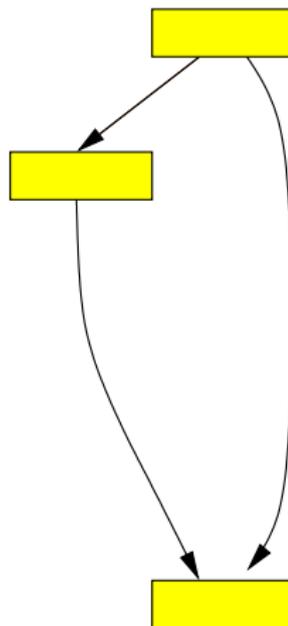
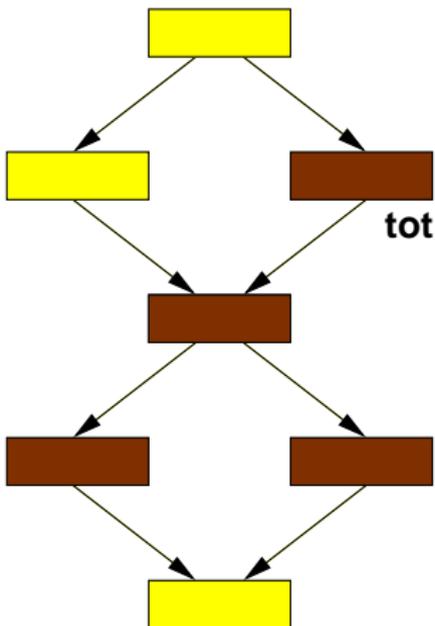


Vorher



Nachher

Beispiel Verbiegen von Verzweigungen 3





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



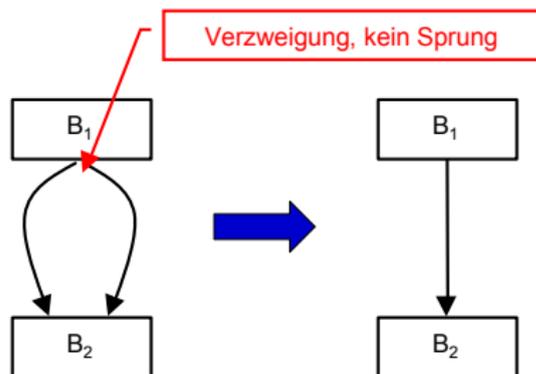
Bereinigen des CFG



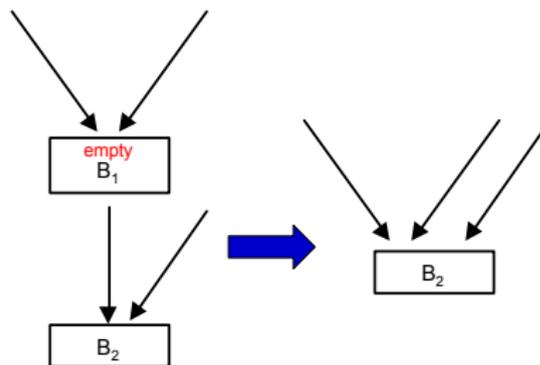
- ▶ Nach Optimierung kann CFG leere Blöcke enthalten
- ▶ Leere Blöcke enden mit Übergang zum nächsten Block
 - ▶ Unbedingter Sprung (ein Nachfolger)
 - ▶ Bedingte Sprünge für Verzweigungen
- ▶ Kann zu Sprung-zu-Sprung führen (langsam & platzverschwendend)
- ▶ Beseitigen!

➡ Algorithmus CLEAN: Vier Schritte

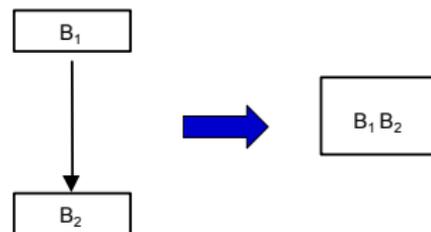
- ▶ Entsteht durch: Verbiegen von Verzweigungen
- ▶ Vorgehen: Ersetze Verzweigung durch Sprung



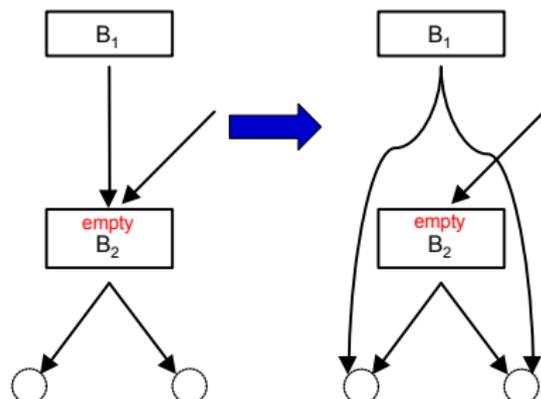
- ▶ Entsteht durch: Gelöschte Operationen in B1
- ▶ Voraussetzungen: Leerer Block B1 endet mit Sprung
- ▶ Vorgehen:
 - ▶ Verbiege eingehende Kanten von B1 zu B2
 - ▶ Entferne B1



- ▶ 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



- ▶ 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



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



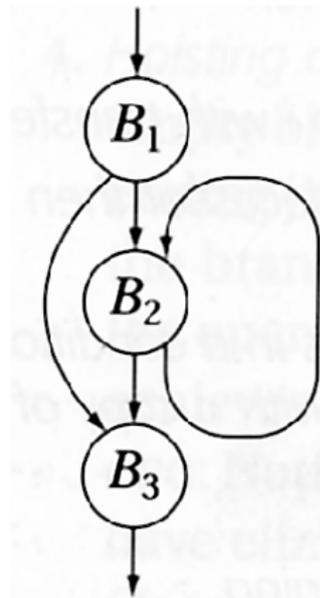
```
CleanPass()
  foreach block i, in postorder
    if i ends in a branch then
      if both targets are identical then
        rewrite with a jump
    if i ends in a jump to j then
      if i is empty then
        merge i with j
      else if j has only one predecessor
        merge i with j
      else 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()
```

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

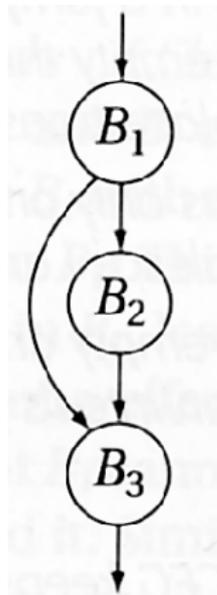
CLEAN alleine kann **B2** nicht beseitigen

- ▶ 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**

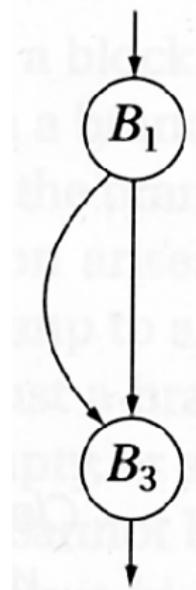


➡ Geht aber in Kooperation mit DEAD!

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

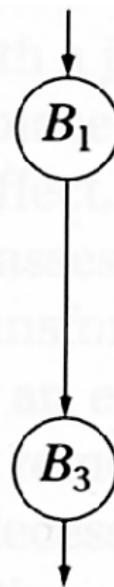


- ▶ **B2** endet mit Sprung zu **B3** und ist selbst leer
- ▶ Ändere Sprung (**B1,B2**) zu (**B1,B3**)
 - ▶ Entfernt **B2**



Vorgehen von CLEAN nach DEAD 2

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





- ▶ Im Beispiel eben wurde die potentielle **Endlosschleife B2** entfernt
- ▶ Ist das legal? Damit wurde das Verhalten des Programms doch geändert???
- ▶ Hängt von der Spezifikation der Programmiersprache ab!

Für C11: Gemäß ISO/IEC 9899:2011 Standard Abschnitt 6.8.5

An iteration statement whose controlling expression is not a constant expression, that performs no input/output operations, does not access volatile objects, and performs no synchronization or atomic operations in its body, controlling expression, or (in the case of a for statement) its expression-3, may be assumed by the implementation to terminate¹⁵⁷.

Fußnote 157:

This is intended to allow compiler transformations such as removal of empty loops even when termination cannot be proven.

Ergebnis: In C11 wäre Löschen der Endlosschleife **B2 legal**, wenn die Schleifenbedingung *kein* konstanter Ausdruck ist (`while (1) ...`).



Spezialisierung

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

1. Versuch (aus Block 4: Datenfluss)

$\text{CONSTANTS}(b)$ sind alle bisher gesammelten Aussagen zu Beginn des Blocks b

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

Definition Meets-Operator

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

```
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



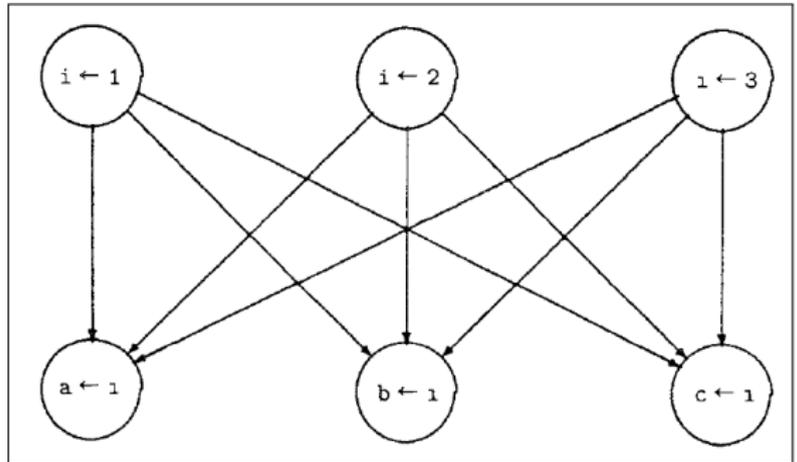
- ▶ In SSA-Form: *Sparse*
 - ▶ Jeder Wert hat genau **eine** Quelle
- ▶ Ohne Berücksichtigung von Kontrollfluss: *Simple*

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

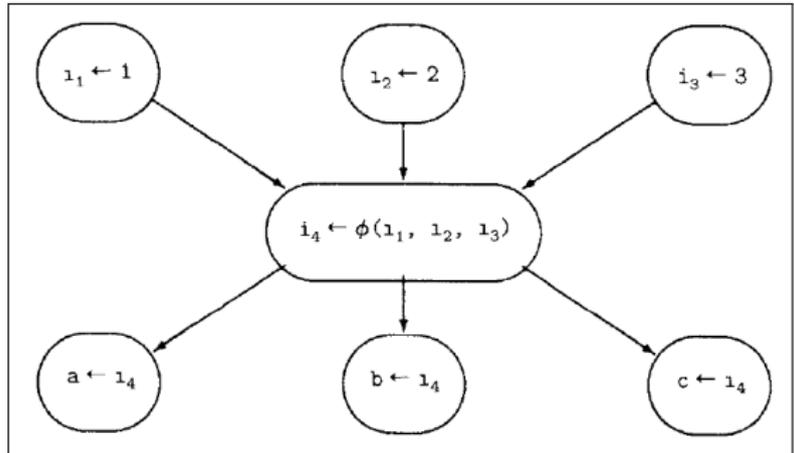
Programmbeispiel

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

Def-Use-Graph

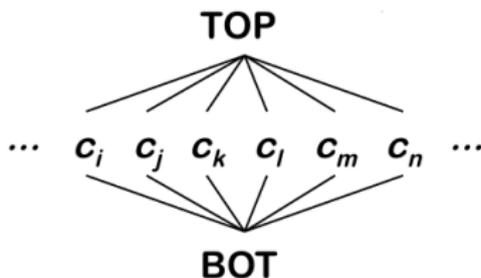


```
select j
  when x {1 ← 1}
  when y {1 ← 2}
  when z {1 ← 3}
end
select k
  when x {a ← i}
  when y {b ← i}
  when z {c ← 1}
end
```



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

- ▶ **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



Transferregeln für Fakten bei Anweisungen $x := y \text{ op } z$

Grundsätzlich: $\text{Value}(x) = \dots$

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

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

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

$$y \text{ AND false} = \text{false AND } z = \text{false}$$

$$y \text{ OR true} = \text{true OR } z = \text{true}$$

Aufeinandertreffen von Fakten an Join-Knoten:

$\text{Value}(\Phi(v_1, v_2, \dots, v_n)) =$

$\text{Value}(v_1) \wedge \text{Value}(v_2) \wedge \dots \wedge \text{Value}(v_n)$

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



\forall expression, e $\left\{ \begin{array}{l} \text{TOP} \text{ falls Wert unbekannt ist} \\ c_i \text{ falls Wert bekannt ist} \\ \text{BOT} \text{ falls Wert variiert} \end{array} \right.$
Value(e) \leftarrow
WorkList $\leftarrow \emptyset$

\forall SSA edge s = $\langle u, v \rangle$
if Value(u) \neq TOP then
add s to WorkList

while (WorkList $\neq \emptyset$)
remove s = $\langle u, v \rangle$ from WorkList
let o be the operation that uses v
if Value(o) \neq BOT then
t \leftarrow result of evaluating o
if t \neq Value(o) then
Value(o) \leftarrow t
 \forall SSA edge $\langle o, x \rangle$
add $\langle o, x \rangle$ to WorkList

o ist "a \leftarrow b op v" oder "a \leftarrow v op b"
oder "a \leftarrow v op v"

SSA-Graph Kanten: Def \rightarrow Use

Ausführungszeit

- ▶ Maximal zwei Value-Änderungen je Variable
 - ▶ $\top \rightarrow c$
 - ▶ $c \rightarrow \perp$
 - ▶ Variablen in Worklist aufgenommen nur bei Änderungen (also max. zweimal)
 - ▶ Operation wird evaluiert, wenn einer der beiden Operanden der Worklist entnommen wird
- ➡ Max. Evaluationen: 4x Anzahl der Operatoren

Pessimistischer und Optimistischer Ansatz

$$x_0 \leftarrow 17$$

$$x_1 \leftarrow \phi(x_0, x_2)$$

$$x_2 \leftarrow x_1 + i_{12}$$

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	$17 \wedge (17 + i_{12}) \dots$		

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

Was passiert, wenn wir Fakten in eine Sprungbedingung propagieren?

⊤ : Wir wissen noch nichts

⊥ : 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**

- ▶ 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

markiere b als unerreichbar

\forall Operation o in b

Value(o) := \top

Unterschied zu SSC: Nimm zunächst Ergebnisse **aller** Operationen als \top (UNDEF) an

Sparse Conditional Constant Propagation 2

Ausbreitungsregeln: Daten

$x \leftarrow c, c \text{ const.}$

$\text{Value}(x) := c$

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

$\text{Value}(x) := \text{Value}(y) \wedge \text{Value}(z)$

wie bei SSCP

$x \leftarrow y \text{ op } z$

$\text{Value}(x) := \text{Value}(\text{"y op z"})$

wie bei SSCP

Immer:

Falls $\text{Value}(x)$ geändert

$\forall (x, o) \in \text{SSA-Graph}$

falls $\text{block}(o)$ erreichbar

// Kanten: Def \rightarrow Use

$\text{SSAWorkList} := \text{SSAWorkList} \cup \{(x, o)\}$

Sparse Conditional Constant Propagation 3

Ausbreitungsregeln: Kontrollfluß

branch *cond*, I_t , I_f

if $cond \in \{\perp, \text{TRUE}\}$ and Block I_t unerreichbar then

CFGWorkList := CFGWorkList $\cup \{I_t\}$

if $cond \in \{\perp, \text{FALSE}\}$ and Block I_f unerreichbar then

CFGWorkList := CFGWorkList $\cup \{I_f\}$

jump I

if Block I unerreichbar then

CFGWorkList := CFGWorkList $\cup \{I\}$

Sparse Conditional Constant Propagation 4

Ausbreitung



while ((CFGWorkList \cup SSAWorkList) $\neq \emptyset$)

while (CFGWorkList $\neq \emptyset$)

nimm einen Block b aus CFGWorkList

markiere b als erreichbar

// benutze Rechenregeln

evaluiere \emptyset -Funktionen in b , parallel

evaluiere Operationen in b , in Programmreihenfolge

while (SSAWorkList $\neq \emptyset$)

nimm eine Kante $s = \langle u, v \rangle$ aus SSAWorkList

es sei o die Operation, die die Verwendung v enthält

// benutze Rechenregeln

evaluiere Operation o

- ▶ 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

- ▶ 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`

```
i ← 17
if (i > 0) then
  j1 ← 10
else
  j2 ← 20
j3 ← Ø(j1, j2)
k ← j3 * 17
```

Beispiel SCCP

Ohne Berücksichtigung von Kontrollfluss (SSCP)



```
17  i ← 17
    if (i > 0) then
10   j1 ← 10
    else
20   j2 ← 20
⊥   j3 ← ∅(j1, j2)
⊥   k ← j3 * 17
```

All paths
execute

Beispiel SCCP

Mit Berücksichtigung von Kontrollfluss (SCCP)

```
17  i ← 17
    if (i > 0) then
```

```
10  j1 ← 10
```

```
    else
```

```
TOP j2 ← 20
```

```
10  j3 ←  $\emptyset(j_1, j_2)$ 
```

```
170 k ← j3 * 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



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.



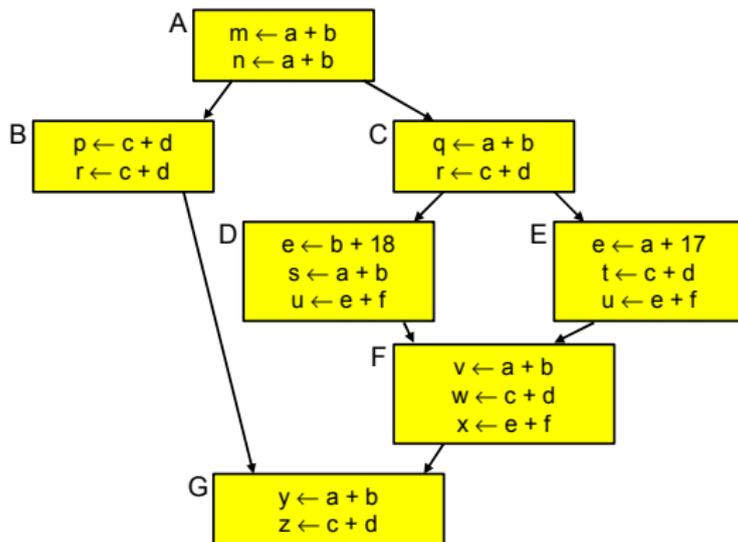
Optimierungsermöglichende Transformationen



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

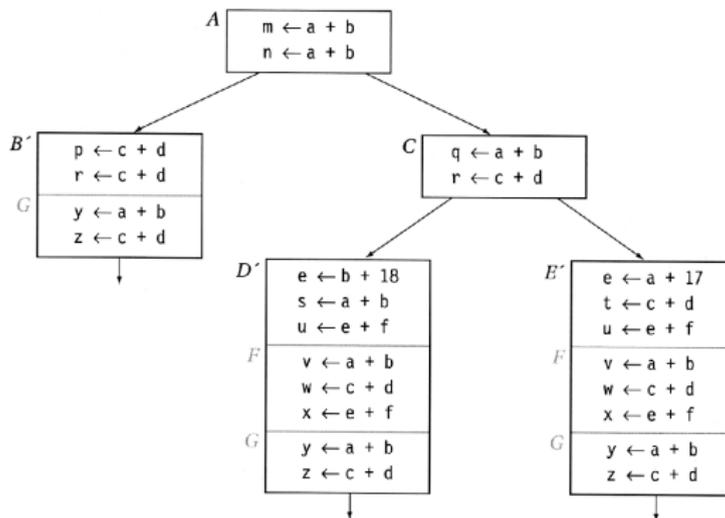
Vervielfältigen von Blöcken 1

Cloning – Vorher



Vervielfältigen von Blöcken 2

Cloning – Nachher

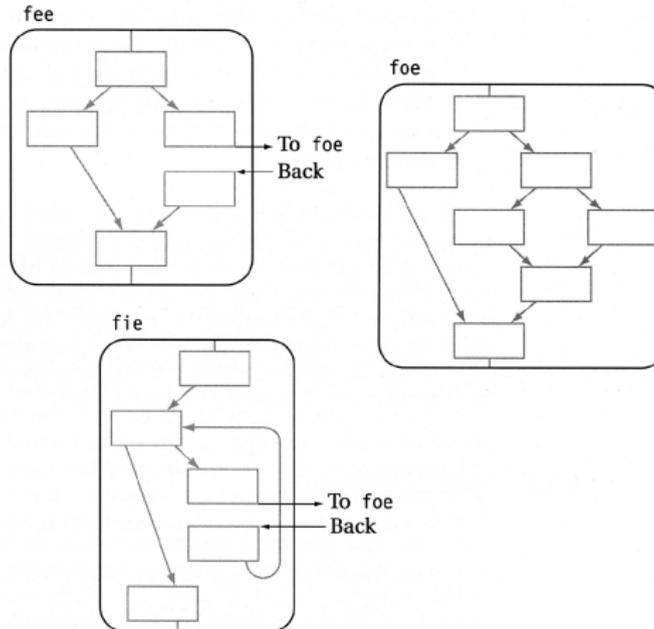




- ▶ Eliminieren von Merge-Points
- ▶ ... durch Kopieren und Zusammenfügen von Blöcken
- ▶ Vorteile
 - ▶ Längere Blöcke, mehr Kontext für lokale Verfahren
 - ▶ Beseitigen von Verzweigungen
 - ▶ Mehr Ansatzpunkte für Optimierungen
- ▶ Nachteile
 - ▶ Mehr Code, potentiell mehr I\$-Misses

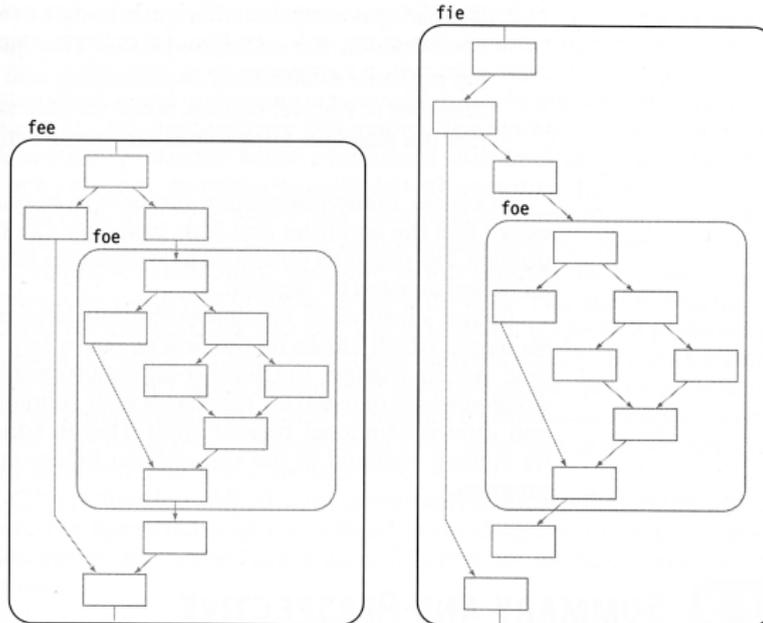
Inlining von Unterprogrammen 1

Vorher



Inlining von Unterprogrammen 2

Vorher



Inlining von Unterprogrammen 3

Diskussion



- ▶ Vorteile
 - ▶ Code des Unterprogrammes nun im Kontext des Aufrufers → 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
```

Abrollen von Schleifen 2

Loop Unrolling

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
```

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”



Übergreifende Diskussion

Code Hoisting Berechnet VERYBUSY-Ausdrücke einmal

- ▶ Verlangsamt Programm nicht

Sinking Verschiebt wiederkehrende Anweisungsfolgen im CFG nach hinten

- ▶ 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

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

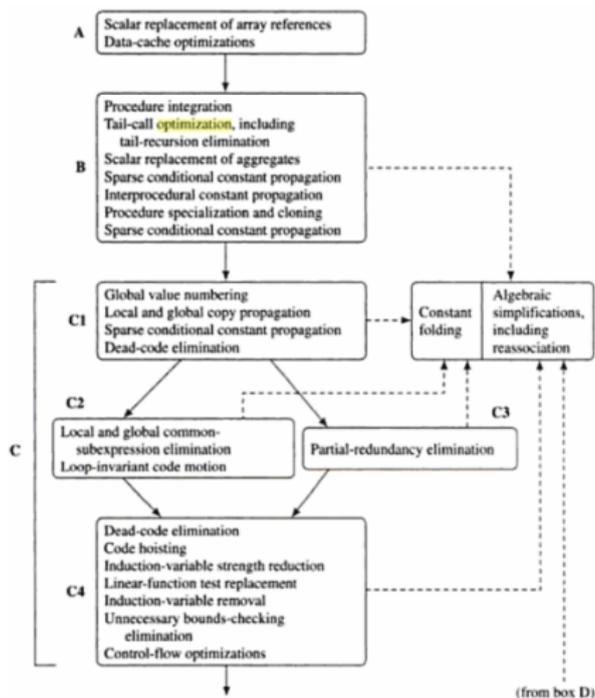
Fluff Removal Bewege selten benutzten Code an den Rand des Programmes

- ▶ Steigert die I\$-Cache Effizienz (gecachte Anweisungen werden i.d.R. benutzt)

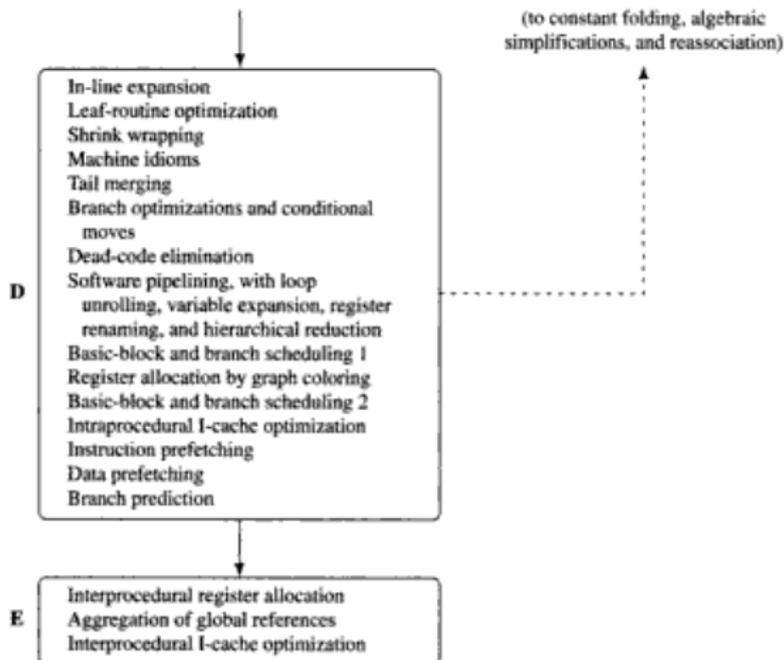
Schwieriges Problem!

- ▶ 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



Vorschlag einer Optimierungsreihenfolge 2





Zusammenfassung

- ▶ 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