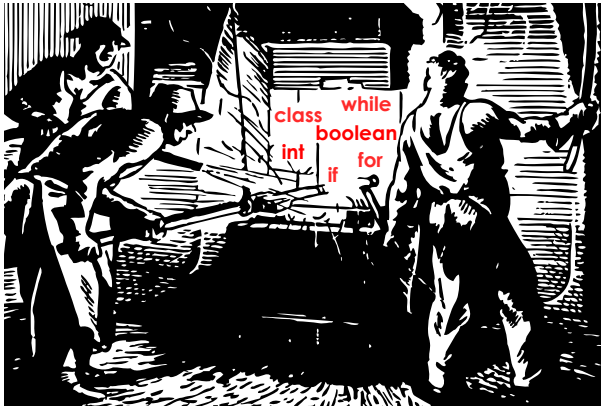


Compiler 2

3. Block: SSA-Form und CFG → SSA Wandlung



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT



- ▶ Unterbrechung des normalen Compile-Flusses
- ▶ Einführung einer neuen Zwischendarstellung

Ab jetzt Auszüge aus:

Single-Pass Generation of Static Single Assignment Form for Structured Languages

MARC M. BRANDIS and HANSPETER MÖSSENBÖCK

ACM Transactions on Programming Languages and Systems 16(6): 1684-1698,
Nov.1994

- ▶ Erzeugung von SSA-Form aus strukturierten Programmiersprachen
- ▶ Sehr gut zu lesen

Practical Improvements to the Construction and Destruction of Static Single Assignment Form

BRIGGS, COOPER, HARVEY, SIMPSON

SOFTWARE: PRACTICE AND EXPERIENCE, VOL. 28(8), 128 (July 1998)

- ▶ Umwandeln aus der SSA-Form (→ nächste Woche)
- ▶ Recht gut zu lesen

Efficiently Computing Static Single Assignment Form and the Control Dependence Graph

CYTRON, FERRANTE, ROSEN, WEGMAN, ZADECK

ACM Transactions on Programming Languages and Systems (TOPLAS), Volume 13 , Issue 4 (October 1991)

- ▶ *Das SSA-Paper schlechthin*
- ▶ *Keine ganz einfache Lektüre mehr*
- ▶ *Aber viele Details nur hier behandelt*
 - ▶ *Z.B. Behandlung von Arrays etc.*



Vorschau Redundanzeliminierung

Optimieren redundanter Berechnungen

Eingabe-Code

```
a := b + c;  
b := a - d;  
c := b + c;  
d := a - d;
```

Value Numbering

```
 $a^3 := b^1 + c^2;$   
 $b^5 := a^3 - d^4;$   
 $c^6 := b^5 + c^2;$   
 $d^5 := a^3 - d^4;$ 
```

Umschreiben

```
a := b + c;  
b := a - d;  
c := b + c;  
d := b;
```

➡ Redundante Berechnung von $a - d$ vermieden

Bisher: Zugriff auf Werte über Namen (von Variablen)

Eingabe-Code

```
a ← x + y
* b ← x + y
a ← 17
* c ← x + y
```

Value Numbering

```
a3 ← x1 + y2
* b3 ← x1 + y2
a4 ← 17
* c3 ← x1 + y2
```

Umgeschrieben

```
a3 ← x1 + y2
* b3 ← a3
a4 ← 17
* c3 ← a3 (oops!)
```

- ▶ Zugriff auf Wert 3 über Variablennamen a
- ▶ Nicht mehr möglich!
- ▶ Möglichkeiten
 - ▶ Führe Buch über den Wert haltende Variablen (hier b)
 - ▶ Mache Sicherheitskopien von Variablen (a³ nach t³)
 - ▶ **Vergebe eindeutige Namen für Zuweisungen**
 - ▶ Kein Überschreiben mehr möglich

Durchnumerieren der LHS-Variablen
(→ Variablenversionen)

Eingabe-Code

```
a0 ← x0 + y0
* b0 ← x0 + y0
a1 ← 17
* c0 ← x0 + y0
```

Value Numbering

```
a03 ← x01 + y02
* b03 ← x01 + y02
a14 ← 17
* c03 ← x01 + y02
```

Umgeschrieben

```
a03 ← x01 + y02
* b03 ← a03
a14 ← 17
* c03 ← a03
```

- ▶ Wert 3 verfügbar als a₀³
- ▶ Hier nur etwas mehr Verwaltungsaufwand
- ▶ Aber echte Probleme kommen noch!
 - ▶ Beim Überschreiten von Basisblockgrenzen
 - ▶ Eine Lösung: **Static Single Assignment-Form** von CFGs



Static Single Assignment-Form

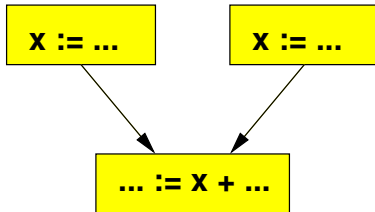


```
// Normal           // SSA-Form
v := 0;            v1 := 0;
x := v + 1;        x1 := v1 + 1;
v := 2;            v2 := 2;
y := v + 3         y1 := v2 + 3
```

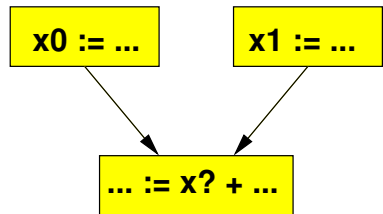
- ▶ Zur Compile-Zeit (also **statisch**)
- ▶ Jeder Wert wird an genau **eine eigene** Variable zugewiesen
 - ▶ Erzeuge eindeutige Namen für gleiche Zuweisungsziele
 - ▶ Numerierte Variablen sind **Wertinstanzen** der ursprünglichen Variablen
- ▶ Jeder Operand hat somit **genau eine** Definition in BB
- ▶ Letzte Definition ist die aktuelle

- ▶ Was, wenn mehrere “letzte” Definitionen? (z.B. then/else-Zweige: mehrere BBs)
- ▶ Sogenannte *merge points*
- ▶ Zusammenführen von mehreren “letzten” Definitionen

Ursprünglicher CFG



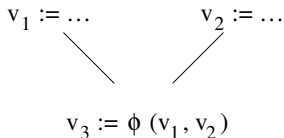
“Letzte” Definition von x ?



Was passiert, wenn zwei Werte der gleichen Variable aufeinanderstoßen?

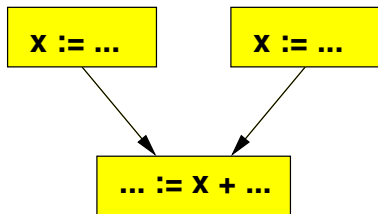
- ▶ An sogenanntem *merge* oder *join*-Punkten im Kontrollflußgraphen

↳ Auflösung über Phi-Funktion

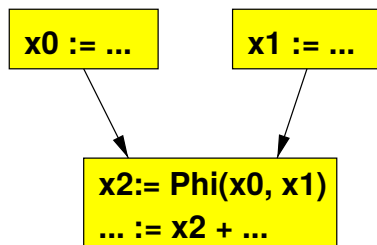


- ▶ Für jeden Kontrollzweig einen Parameter
 - ▶ Den jeweiligen Wert
- ▶ Liefert als Ergebnis den Wert entsprechend der genommenen Kante
 - ▶ Von welchem Zweig kamen wir?
 - ▶ Welcher Wert ist also der richtige?

Ursprünglicher CFG

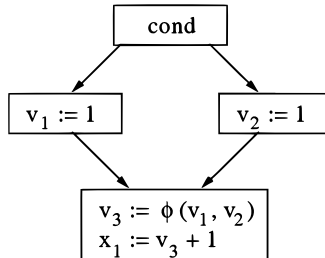


Auflösung durch ϕ -Funktion



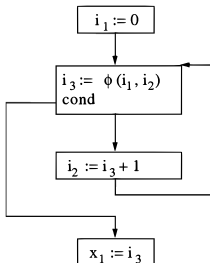
Beispiel SSA-Form: IF-Statement

```
IF cond THEN  
    v := 1  
ELSE  
    v := 2  
END;  
x := v + 1
```



Beispiel SSA-Form: WHILE-Statement

```
i := 0;  
WHILE cond DO  
  i := i + 1  
END;  
x := i
```



Beachte: Entscheidung, ob Wert von **vor** oder **nach** dem Schleifenkörper genommen wird.



- ▶ Für jeden Wert genau eine Definition
- ▶ Jede Zuweisung legt neuen Wert an
- ▶ Kein Auslöschen (*kill*) von Werten möglich
- ▶ Wenn zwei Ausdrücke textuell gleich sind
- ▶ ... liefern sie das gleiche Ergebnis

Drei Teilprobleme

1. Eindeutige Namen für Wertinstanzen
 - ▶ Einfach durchnummerieren
2. Einfügen von Phi-Funktionen
 - ▶ Holzhammermethode
 - ▶ An jedem join-Point für **alle** Variablen Phi-Funktionen einfügen
 - ▶ Erzeugt **sehr viele** Phi-Funktionen, die meisten unnötig
3. Umbenennen von benutzten Variablen in passende Wertinstanzen
 - ▶ Wieder recht einfach
 - ▶ Referenziert letzte Definition

Allgemeine Lösung

- ▶ Cytron et. al. 1991
- ▶ Vorgehen: Berechnen von Dominatorgrenzen
- ▶ “Gerade nicht mehr” von Knoten X dominierte Knoten
- ▶ Hier nicht mehr klar, ob Definitionen aus X noch gelten
- ▶ Einfügen von Phi-Knoten nur für die Variablen, bei denen entschieden werden muß
 - ▶ Aufeinandertreffen von **verschiedenen** Definitionen an Dominatorgrenzen
- ▶ Algorithmus nicht trivial . . .



- ▶ Keine GOTOs
- ▶ Nur strukturierte Anweisungen
 - ▶ IF
 - ▶ CASE
 - ▶ WHILE
 - ▶ REPEAT
 - ▶ FOR

➡ Viel einfacheres und schnelleres Vorgehen möglich

➡ Brandis/Mössenböck 1994

Unser Ansatz für Triangle oder Bantam!

Aus Zeitgründen in der Vorlesung keine **detaillierte** Behandlung von

- ▶ Arrays
- ▶ Records
- ▶ Prozeduraufrufen
- ▶ Verschachtelten Geltungsbereichen

Alles handhabbar

... aber aufwändig und lenkt von Kernideen ab.

Bei Interesse (oder Bedarf!): Cytron et al., Abschnitt 3.1

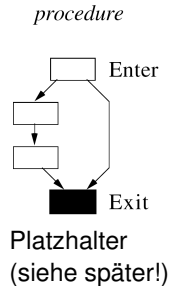
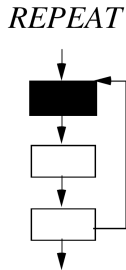
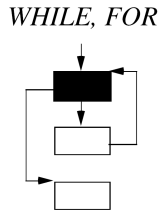
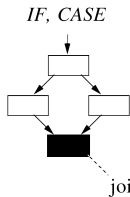
| <i>Assignments (original form)</i> | <i>Assignments (SSA form)</i> | <i>Current values</i> | |
|--|-----------------------------------|-----------------------|----------|
| | | <i>v</i> | <i>x</i> |
| | | v_0 | x_0 |
| $v := 0;$ | $v_1 := 0;$ | v_1 | x_0 |
| $x := v + 1;$ | $x_1 := v_1 + 1;$ | v_1 | x_1 |
| $v := 2$ | $v_2 := 2$ | v_2 | x_1 |

- ▶ Jede Zuweisung an v erzeugt neuen Wert v_i
- ▶ Nach Zuweisung ist v_i **aktueller** Wert von v
- ▶ Ersetze alle **folgenden** Verwendungen von v durch v_i
- ▶ Verwaltung z.B. in extra Tabelle während Umformung

Join-Knoten 1

Bei strukturierten Programmiersprachen:

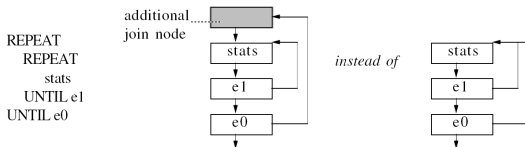
Alle Join-Knoten sind durch Konstrukte bereits vorgegeben





- ▶ Strukturen können verschachtelt sein
 - ▶ Bearbeite von **innen** nach **aussen**
 - ▶ Innerster Join-Knoten ist **aktueller** Join-Knoten
- ▶ Erzeuge keine **speziellen** Knoten für Joins
- ▶ Verwende bisherige Blöcke weiter

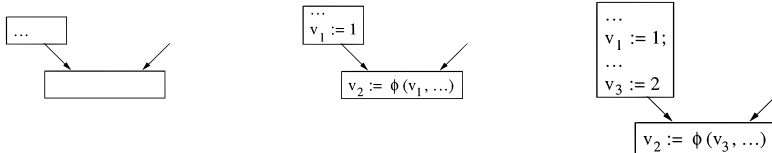
Ausnahme: Verschachtelte REPEAT-Anweisungen



- ▶ Für spätere Optimierung hilfreich
- ▶ Sonst kein Ziel für aus der inneren Schleife bewegte Berechnungen

- ▶ **Jede** Zuweisung gehört zu einem Zweig des Kontrollflußgraphen
- ▶ Jede Zuweisung erzeugt einen neuen Wert
 - ▶ Ggf. auch bei Prozeduraufruf (var, global, nicht-lokal)
- ▶ Irgendwann trifft der Wert auf einen **Join-Knoten**
- ▶ Dort **Unterscheidung** zwischen allen Werten für diese Variable

➡ Jede Zuweisung **erzeugt** oder **modifiziert** Phi-Funktion für Variable



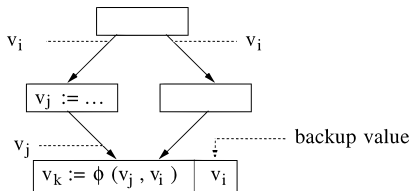


- ▶ Phi-Operand entsprechend dem **bearbeiteten** Zweig
- ▶ ... wird jeweils auf **letzten aktuellen** Wert gesetzt
- ▶ Phi-Funktionen treten **selber** in Zuweisungen auf
- ▶ Erzeugen also selber **neue** Werte
- ▶ Führen zu **weiteren** Phi-Funktionen in **nächstäußerem** Join-Knoten
- ▶ Ende bei Erreichen des Exit-Knotens

Vorgehen: Erzeugen eines CFGs in SSA-Form **je Prozedur** durch Traversieren des **ASTs**

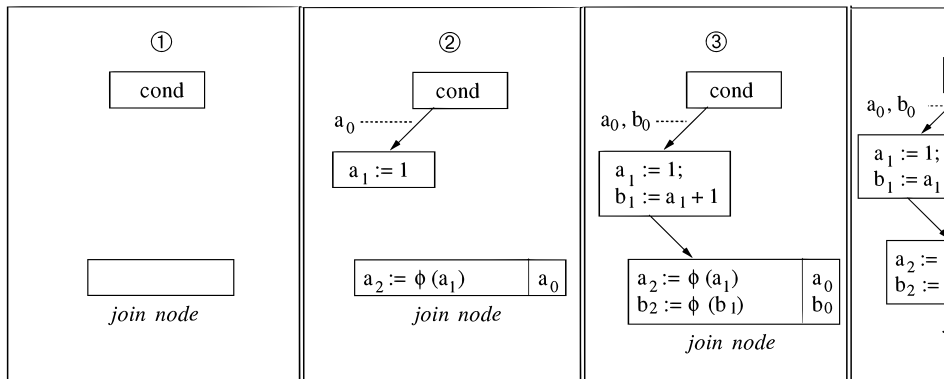
Könnte aber auch direkt beim Parsen geschehen.

1. Bei Erreichen von IF: Erzeuge neuen Join-Knoten
 - ▶ Wird Phi-Funktionen aus THEN/ELSE enthalten
 - ▶ Wird später in den CFG eingehängt
2. Bearbeite THEN-Zweig, für eine Zuweisung an v
 - ▶ 1. Mal: Lege **leere** Phi-Funktion (Identität) für v an, sichere Wert v_i **vor** IF zusammen mit Phi-Funktion
 - ▶ Sonst: Setze Phi-Operand auf jeweils **aktuellen** Wert v_j
3. Bearbeite ELSE-Zweig
 - ▶ Setze **aktuelle** auf **gesicherte** Werte (pre-IF) zurück
 - ▶ Dann gleiches Vorgehen wie im THEN-Zweig



Phi-Knoten für IF-Anweisungen 2

① ② ③ ④ ⑤
↓ ↓ ↓ ↓ ↓
IF cond THEN a := 1; b := a + 1 ELSE a := a + 1; c := 2 END



Nach Abarbeiten von THEN und ELSE-Zweigen:

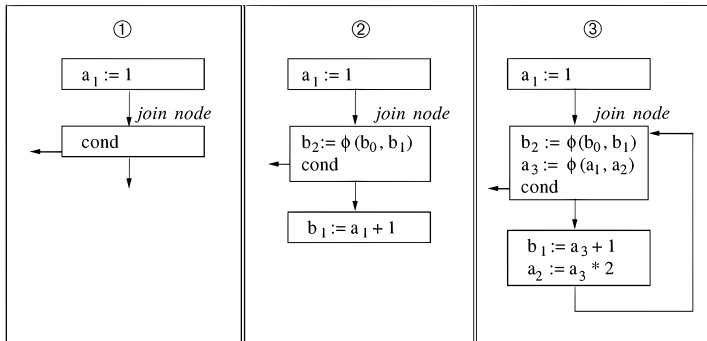
Festlegen des Join-Blocks (*commit*)

- ▶ Join-Block **selber** bearbeiten
- ▶ Werte **Zuweisungen** von Phi-Funktionen aus
- ▶ Trage neue Phi-Funktionen in **nächstäußeren** Join-Block ein
 - ▶ Join-Block der umschließenden Kontrollstruktur
- ▶ Trage dort LHS der Phi-Zuweisungen als aktuelle Werte der Variablen ein
- ▶ Hänge aktuellen Join-Block in CFG ein

- ▶ Join-Knoten von WHILE-Anweisung ist **Kopfknoten**
 - ▶ Zusammentreffen von Schleifeneintritt und Rückwärtskante im CFG
- ▶ Bearbeitung des Schleifenkörpers analog zur IF-Anweisung, **aber**
- ▶ Bei Eintragen einer neuen Phi-Funktion in Kopfknoten
- ▶ ... entsteht **neuer** aktueller Wert
- ▶ Alle lesenden Benutzungen der Variable **im Schleifenkörper** durch **aktuellen** Wert ersetzen
 - ▶ Verwalte Liste aller im Schleifenkörper benutzten Werte
 - ▶ Sogenannte *use chain*
 - ▶ Kann für schnelle Korrektur (Ändern der Versionsnummer) benutzt werden

Phi-Knoten für WHILE-Anweisungen 2

① ② ③
↓ ↓ ↓
 $a := 1; \text{ WHILE cond DO } b := a + 1; a := a * 2 \text{ END}$



Beachte: Ersetzung von a_1 durch a_3 !

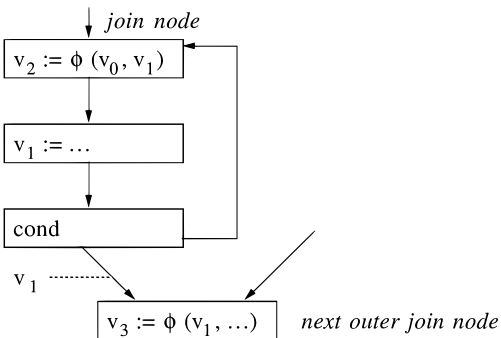
- ▶ Nach der Bearbeitung des Schleifenkörpers
- ▶ ... **Festlegen** der Phi-Zuweisungen im Join-Knoten
- ▶ Erzeugt neue Phi-Funktionen in nächstäußerem Join-Knoten
- ▶ Legt neue aktuelle Werte für nachfolgende Anweisungen fest
 - ▶ Im Beispiel: a_3 und b_2

CASE und FOR würden analog zu IF und WHILE bearbeitet

- ▶ Sonderfall!
- ▶ Konstrukt wird **nicht** über Join-Knoten verlassen
- ▶ Analog zu WHILE: Join-Knoten ist Schleifenkopf
 - ▶ Hier auch Phi-Zuweisungen untergebracht
- ▶ Aber Unterschied beim **Festlegen** des Join-Blocks!
- ▶ Aktueller Wert ist **nicht** Ziel der Phi-Zuweisung im Kopf (wie bei WHILE)
- ▶ ... sondern Wert zugeordnet der **Rückwärtskante**
 - ▶ Sonst wären Änderungen nach genau einem Schleifendurchlauf nicht sichtbar
- ▶ Gleichen Wert auch für Operanden **nächstäußerer** Phi-Funktion verwenden

Phi-Knoten für REPEAT-Anweisungen 2

REPEAT
 $v := \dots$
UNTIL cond



Beachte: Weiterverwendung von v_1 , **nicht** von v_2

▶ INSERTPHI

- ▶ Erzeugt neue oder modifiziert bestehende Phi-Zuweisung in Join-Knoten b
- ▶ Aufruf: $\text{INSERTPHI}(b, i, v_i, v_{old})$
 - ▶ Zur Bearbeitung von Zuweisung $v_j := \dots$
 - ▶ ... die im i -ten, zum Block b führenden Zweig steht
 - ▶ v_{old} ist aktueller Wert **vor** dieser Zuweisung
 - ▶ Wird als Sicherheitskopie abgespeichert

▶ COMMITPHI

- ▶ Legt die Phi-Zuweisungen in einem Join-Knoten b fest
- ▶ Bestimmt **aktuelle** Werte
- ▶ Propagiert neue Phi-Zuweisungen in nächstäußeren Join-Knoten B , über die Kante l kommend

```
PROCEDURE InsertPhi (b: Node; i: INTEGER; vi, vold: Value);  
BEGIN  
  IF b contains no  $\phi$ -assignment for v THEN  
    Insert "vj :=  $\phi$  (vold, ..., vold) / vold" in b;  
    IF b is a join node of a loop THEN  
      Rename all mentions of vold in the loop to vj  
    END  
  END;  
  Replace i-th operand of v's  $\phi$ -assignment by vi  
END InsertPhi;
```



```
PROCEDURE CommitPhi (b: Node);  
BEGIN  
  FOR all  $\phi$ -instructions " $v_i := \phi(v_0, \dots, v_n) / v_{old}$ " in b DO  
    IF b is a join node of a repeat THEN val :=  $v_n$  ELSE val :=  $v_i$  END;  
    Make val the current value of v;  
    InsertPhi(B, I, val,  $v_{old}$ )  
  END  
END CommitPhi;
```

Hier Annahme: Letzter Zweig n ist Rückwärtskante der REPEAT-Schleife

- ▶ Hier nicht gezeigt: Rücksetzen auf v_{old} bei Bearbeitung des nächsten Zweiges
- ▶ Variablen durch Verweise auf Definitionen kennzeichnen
- ▶ Keine String-Vergleiche mehr nötig!
- ▶ Werte sind dann Tupel (Definition, Versionsnummer)
- ▶ Prozeduraufrufe wie Zuweisungen behandeln
 - ▶ LHS: var-Parameter, **geschriebene** nicht-lokale und globale Variablen
 - ▶ RHS: Parameter (var und Wert), **gelesene** nicht-lokale und globale Variablen

```
let
  var f : Integer;
  var g : Integer;
  var n : Integer;
  proc p() ~ begin f := 2*f; g := g+1 end
in begin
  n := 1; f := 2; g := 3;
  while n < 10 do begin
    p();
    n := n + 1
  end;
  putint(f); puteol(); putint(g)
end
```

- ▶ Sehe $p()$ an als $\{f,g\} = p \{f,g\}$
- ▶ RHS: Operator p , angewandt auf Werte f und g
- ▶ LHS: Erzeuge neue Versionen von f und g

- ▶ $\{f3, g3\} = p() \{f2, g2\}$ in Schleife
- ▶ Im Kopfknoten nun:
 - $f2 = \text{Phi}(f1, f3)$
 - $g2 = \text{Phi}(g1, g3)$
 - $n2 = \text{Phi}(n1, n3)$
 - $n2 < 10$
- ▶ Details in Cytron, Abschnitt 3.1
 - ▶ Arrays, Records, Prozeduren und Funktionen
 - ▶ Besser als nachlesen: Idee verstanden haben :-)



Rückwandlung aus SSA-Form

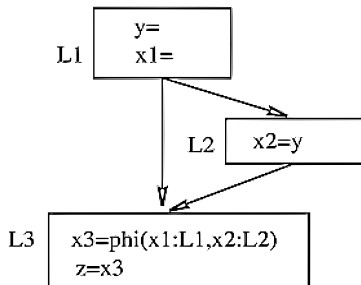


- ▶ Normale Prozessoren haben keine Phi-Instruktion
- ▶ Phi-Instruktionen müssen entfernt werden

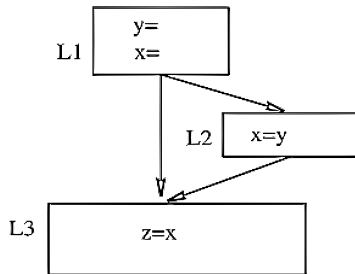
Rückwandlung aus SSA-Form 2

Naive Idee: Phi einfach löschen und Wertnummern entfernen

Vorher:



Nachher:

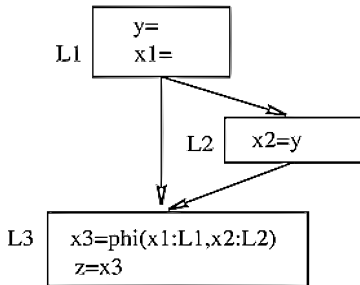


... so weit, so gut.

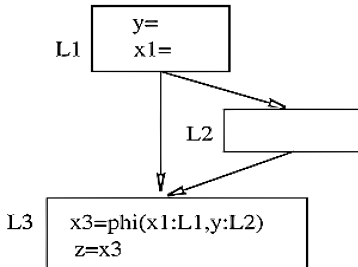
Rückwandlung aus SSA-Form 3

Jetzt Annahme: Einfache Optimierung hat stattgefunden

Vor Copy-Propagation



Nach Copy-Propagation

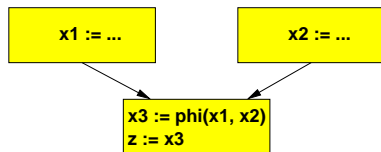


Rückwandlung durch einfaches Löschen ... geht schief:

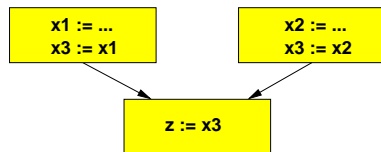
- ▶ Phi-Funktion auflösen nach x oder y ?

Besserer Ansatz: Füge Kopieroperationen in Vorgängerblöcke der Phi-Funktion ein

Vorher



Nachher

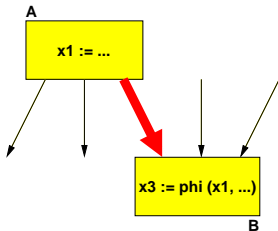


Zielführender als naives Löschen!

Problemfall: Kritische Kanten

Kritische Kontrollflusskante

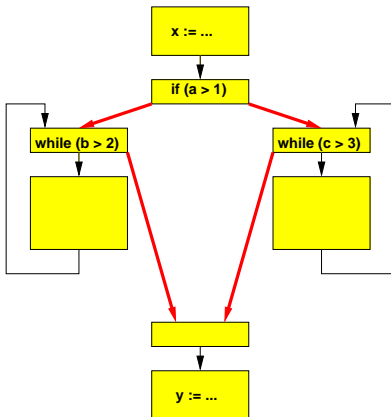
Eine kritische Kante im CFG verläuft von einem Block mit mehreren Nachfolgern zu einem Block mit mehreren Vorgängern.



Rückwandlung aus der SSA-Form 6

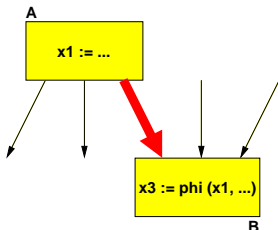
Praktisch: Können kritische Kanten in strukturierten CFGs à la Triangle auftreten?

```
x := ...  
if (a > 1) then {  
  while (b > 2) do {  
  }  
} else {  
  while (c > 3) do {  
  }  
}  
y := ...
```



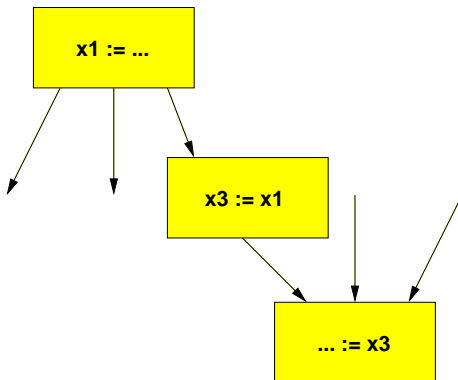
Problem bei kritischen Kanten

- ▶ Wo Kopierzuweisungen von A bei Auflösen der Phi-Funktion in B unterbringen?
- ▶ Am Ende von A?
 - ▶ Nicht effizient (unnötige Anweisungen für Nachfolger außer B)
- ▶ Am Anfang von B?
 - ▶ Geht nicht, da dann alle Vorgänger von B die Kopie von A bekommen!



Rückwandlung aus der SSA-Form 8

Einfache Lösung:
Kante aufspalten und neuen Block einfügen!



Funktioniert immer!

Nachteil: Verlangsamt möglicherweise Programm

- ▶ Beispiel: Zusätzliche Sprunganweisung bei REPEAT/UNTIL

Abhilfe: Gezielteres Einfügen von Kopien

- ▶ Briggs 1998 oder Sreedhar 1999

Kommt noch in eigener Vorlesung!

- ▶ Aber nicht alle kritischen Kanten sind relevant
- ▶ Nur solche **vor** Blöcken mit phi-Funktionen

Damit einfache Vorgehensweise zur Rückwandlung

- ▶ Teile phi-Funktion in Kopieranweisungen auf
- ▶ Lege Kopieranweisung am Ende des entsprechenden Vorgängerknotens ab
- ▶ **Es sei denn**, dass Kante zum Vorgänger kritisch ist
- ▶ **Dann** Kante aufspalten, Kopieranweisung in eingefügten Knoten legen



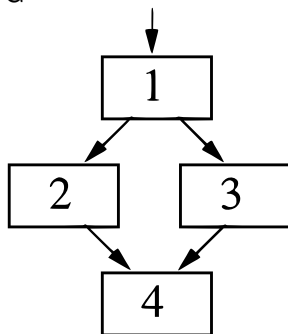
Berechnung von Dominatoren



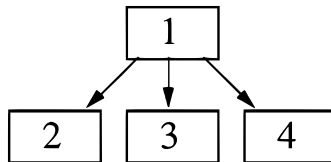
- ▶ Muß bei Cytron et al. bei der SSA-Umformung gemacht werden
- ▶ War hier nicht nötig
- ▶ Dominatoren sind aber nach wie vor nützlich
- ▶ Wie sind sie hier berechenbar?
- ▶ Viel einfacher als im allgemeinen Fall!

- ▶ Auch hier Berechnung in einem Pass möglich
 - ▶ Über Quelltext oder AST
- ▶ Dominatorbaum
 - ▶ Vater eines Blocks ist dessen unmittelbarer Dominator IDOM
- ▶ Idee hier: Sub-CFGs der Konstrukte IF/WHILE/FOR/REPEAT/CASE
- ▶ ... haben **einen** Eintrittspunkt und **einen** Austrittspunkt
- ▶ Der Eintrittspunkt dominiert **alle** Knoten des Konstrukts
- ▶ Unmittelbare Dominatoren können immer nach dem gleichen Schema bestimmt werden
- ▶ Dann Hochhangeln für weiter entfernte Dominatoren

CFG

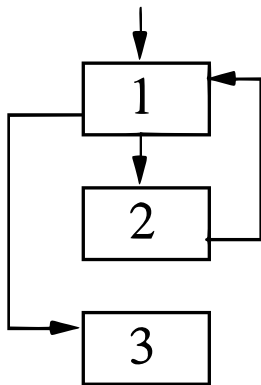


Dominatorbaum

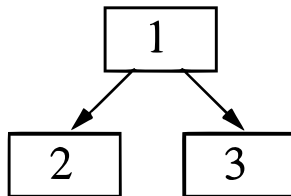


Berechnung von Dominatoren für WHILE, FOR

CFG

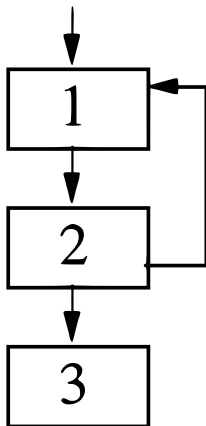


Dominatorbaum

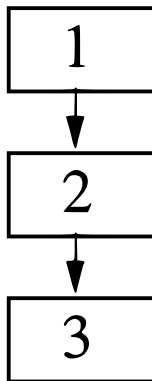


Berechnung von Dominatoren für REPEAT

CFG



Dominatorbaum



- ▶ Kontrollflussgraphen
- ▶ Versionsnummern für Variablen
- ▶ Aufbau der SSA-Form
- ▶ Transformation in SSA-Form
- ▶ Allgemeiner Fall (aus dem Orbit)
- ▶ Sonderfall: Strukturierte Programmiersprachen
- ▶ Rückwandlung aus der SSA-Form (einfaches Verfahren!)
- ▶ Berechnung von Dominatoren