

Optimierende Compiler

Partielle Redundanzeliminierung (PRE)

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2009

Einleitung

- Finde wiederholte Berechnungen auf einem Ausführungspfad
- ... und beseitige alle außer der ersten
- Bisher kennengelernte Verfahren
 - LVN, SVN, DVN
 - GCSE

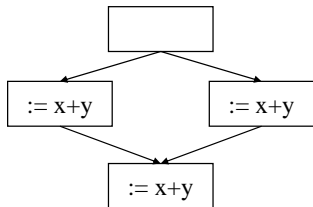
Totale Redundanz

Ein Ausdruck ist **total** redundant, wenn er auf **allen** Pfaden zu einer redundanten Verwendung berechnet wird.

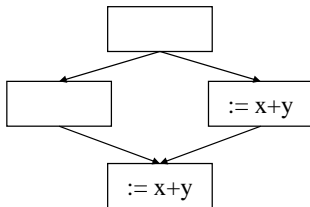
Partielle Redundanz

Ein Ausdruck ist **partiell** redundant, wenn er auf **einigen, aber nicht auf allen** Pfaden zu einer redundanten Verwendung berechnet wird.

Totale und partielle Redundanz 2



fully redundant



partially redundant

CSE erkennt nur **totale** Redundanz.

Bewegung von schleifeninvarianten Anweisungen

- Loop Invariant Code Motion
- Bewege Anweisungen, die jede Iteration denselben Wert liefern
 - Dafür müssen die Operanden **schleifeninvariant** sein
- ... aus der Schleife **heraus**

Ein Operand ist **schleifeninvariant**, wenn

- er **konstant** ist, oder
- alle seine Definitionen **außerhalb** der Schleife liegen, oder
 - Erinnerung: Datenflußproblem REACHES
“Erreichende Definitionen”
- er eine einzelne Definition **innerhalb** der Schleife hat, die aber selbst invariant ist.

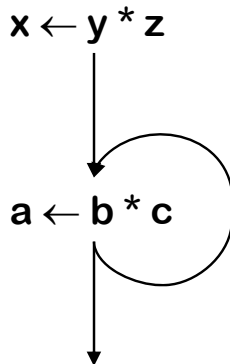
Naiver Ansatz: Bewege invariante Anweisungen **S** vor Schleifenkopf (pre-header).

Geht aber nur, wenn jedes **S**

- alle **Verwendungen** seiner LHS dominiert
- alle **Schleifenausgänge** dominiert
(**break**, **continue**, ...)

Schleifeninvariante
Ausdrücke sind eine Art der
partiellen Redundanz

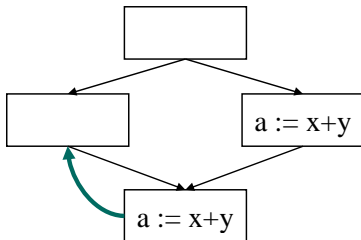
A. Koch

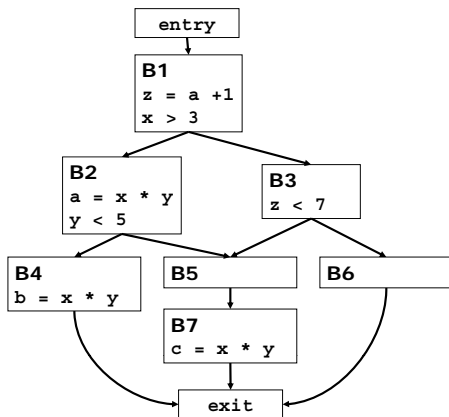


b*c nur redundant auf Rückwärtskante.

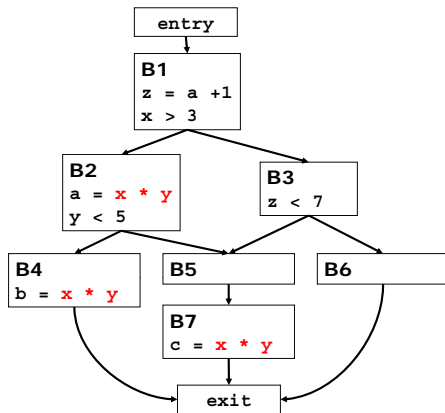
Eliminierung partieller Redundanz

- Bewege partiell redundante Berechnungen an ihre **optimalen** Stellen
 - Vermeide so Doppelberechnungen
- Beinhaltet CSE und LICM

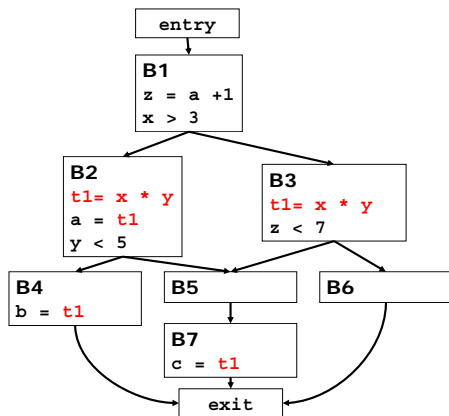




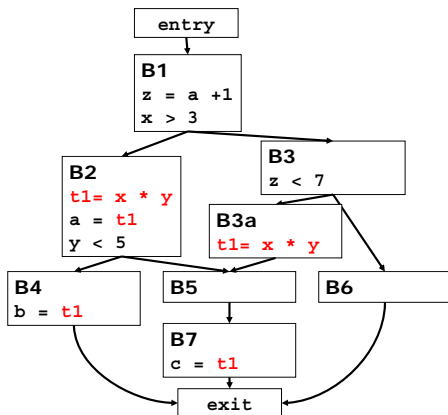
Welche Ausdrücke sind partiell redundant?



Wo die Berechnung tatsächlich durchführen, wo die Kopien verwenden?



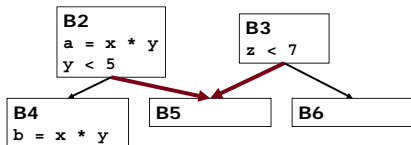
Ist das die optimale Lösung?



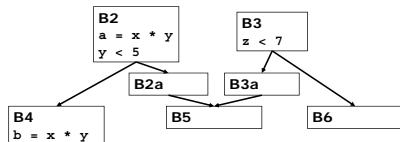
Was ist besonders an Kante (**B3**, **B5**)?

Vor Aufteilen

A. Koch



Alle kritischen Kanten aufgeteilt

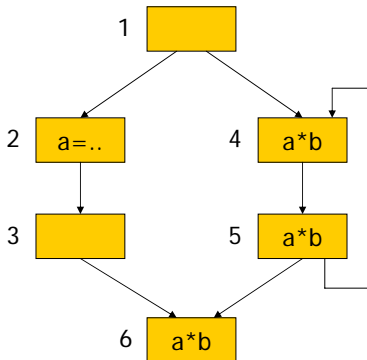


Nachteil: Potentiell langsamer (Compile- und Laufzeit!)

PRE kombiniert drei Optimierungen

- CSE: $a*b$ in **B5**
- LICM: $a*b$ in **B4**
- Bewegung: $a*b$ von **B6** nach **B3**

A. Koch



Optimale Lebenszeit

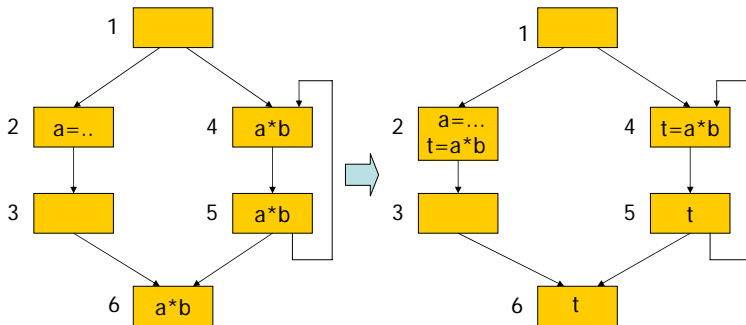
Die Lebenszeit von einer Neuberechnung zu einer Verwendung sollte so **kurz** wie möglich sein.

↳ Benötigt weniger Register

Berechnungsoptimalität

Zur Programmlaufzeit sollen so **wenige** Berechnungen wie möglich ausgeführt werden.

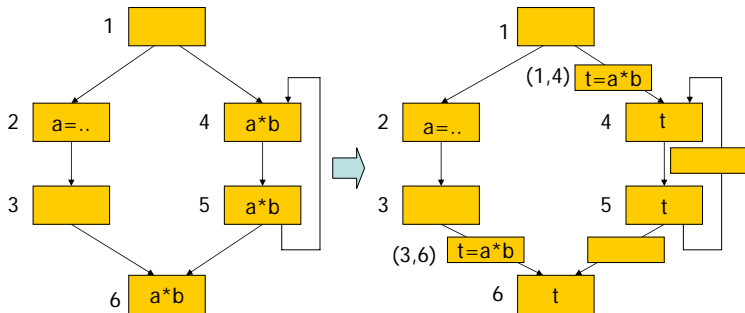
Algorithmus von Morel und Renvoise 1979



- Neue Berechnung von $a*b$ eingefügt in **B2**
- **B3** wäre besser (kürzere Lebenszeit!)
- $a*b$ in **B4** nicht berechnungsoptimal
 - Wegen (**B1,B2**) nicht am Ende von **B1** eingefügt
- $a*b$ gesichert in **B2+B4**, wiederverwendet in **B5+B6**

Alg. von Knoop, Ruthing und Steffen 1992

Lazy Code Motion (LCM)



- Alle Kanten zu Join-Knoten aufteilen
- **a*b** einfügen in **(B3,B6)** (hat optimale Lebenszeit!)
- **a*b** einfügen in **(B1,B4)** (berechnungsoptimal)
- Erzeugt zusätzliche Blöcke (leere entfernbar)

Konzepte

Verfügbarkeit (Availability)

Ein Ausdruck e ist an einer Programmstelle p verfügbar, wenn sein Wert auf **allen** Pfaden von Programmanfang zu p berechnet wird.

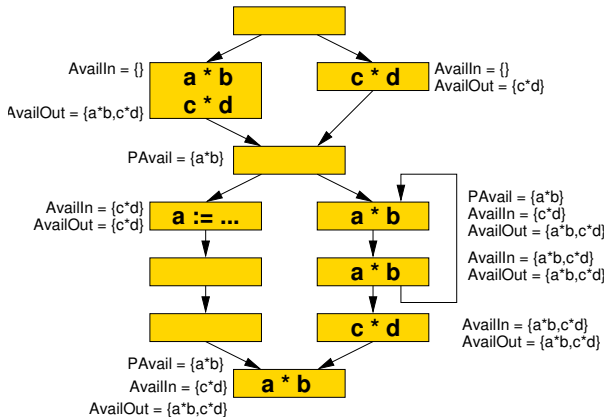
↳ Totale Redundanz von e an p

Partielle Verfügbarkeit (Partial Availability)

Ein Ausdruck e ist an einer Programmstelle p partiell verfügbar, wenn sein Wert auf **einigen** Pfaden von Programmanfang zu p berechnet wird.

↳ Partielle Redundanz von e an p

Beispiel: Verfügbare Ausdrücke



Nach oben exponierte Ausdrücke (Upwards Exposed)

Ausdrücke, deren Operanden vom Blockanfang bis zu ihrer Stelle nicht überschrieben werden sind nach **oben** exponiert.

➔ Ihre Berechnung könnte an den Blockanfang vorgezogen werden

- → UEEExpr
- Auch genannt **lokal vorziehbar** (locally anticipatable, ANTloc)

Nach unten exponierte Ausdrücke (Downward Exposed)

Ausdrücke, deren Operanden von ihrer Stelle bis zum Blockende nicht überschrieben werden sind nach **unten exponiert**.

➡ Ihre Berechnung könnte an das Blockende verzögert werden

- → DEExpr

Beispiel: Lokal exponierte Ausdrücke

a := 42

w := a + b

nicht UExpr/ANTloc, DEExpr

x := c + d

UExpr/ANTloc, DEExpr

y := e + f

UExpr/ANTloc, nicht DEExpr

z := a + e

nicht UExpr/ANTloc, nicht DEExpr

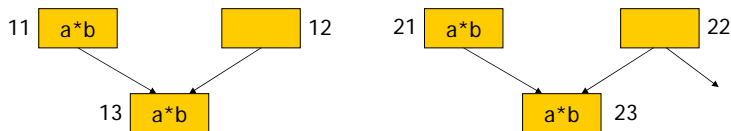
e := 23

Vorziehbarkeit (Anticipatability)

Die Berechnung eines Ausdrucks e ist **vorziehbar** an eine Programmstelle p , wenn er auf allen Pfaden von p zum Programmende berechnet wird.

➔ Auch genannt: Very Busy Expression

Beispiel: Vorziehbarkeit



- **a*b** vorziehbar nach Block 12
- Aber **nicht** nach Block 22

Sichere Berechnung

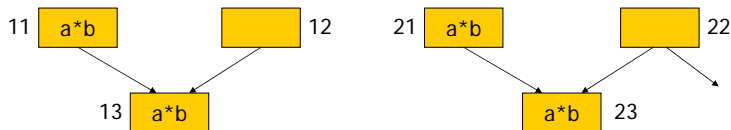
Ein Ausdruck e kann an der Stelle p **sicher** berechnet werden, wenn er dort bereits **verfügbar** ist oder dorthin **vorgezogen** werden kann.

A. Koch

➔ Ziel: Gleicher Wert ohne weitere eventuelle Berechnungsfehler (exceptions, z.B. Division-by-Zero)

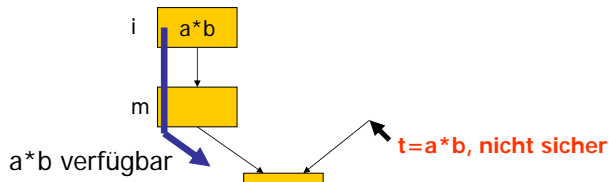
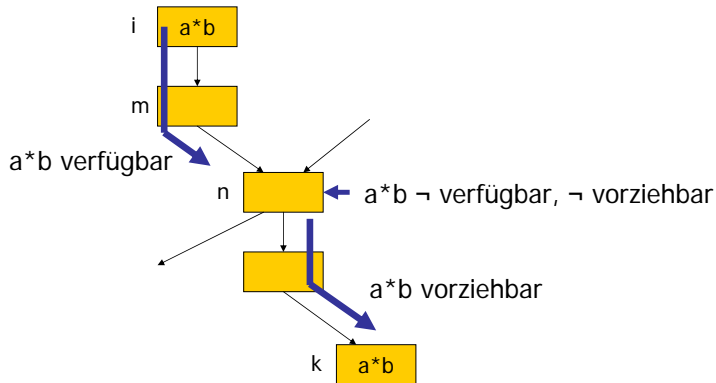
- Im 1. Fall wurde der Ausdruck so bereits berechnet und könnte gefahrlos noch ein weiteres Mal berechnet werden
- Im 2. Fall würden eventuelle Fehler ohnehin auftreten, da dieser Ausdruck später in jedem Fall berechnet würde

Beispiel: Sicherheit



- Neuberechnung von $a*b$ in Block 12 ist sicher
- $a*b$ in Block 22 ist unsicher
- $a*b$ in **Kante** (Block 22, Block 23) wäre sicher

Beispiel: Verfügbar, vorziehbar, sicher



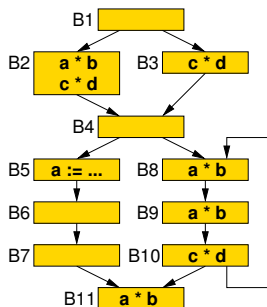
Transparenz

Ein Block **B** ist **transparent** in Hinblick auf einen Ausdruck e , wenn er selbst keine Zuweisungen an Operanden von e enthält.

Leere

Ein Block **B** ist **leer** in Hinblick auf einen Ausdruck e , wenn er selbst weder eine Auswertung von e enthält noch Zuweisungen an Operanden von e .

➔ Schreibweise: $\text{empty}(\mathbf{B}) = \text{TRUE}$ bezüglich e



• Für $a*b$

- Alle Blöcke ausser **B5** sind transparent
- $b \in \{ \mathbf{B1}, \mathbf{B3}, \mathbf{B4}, \mathbf{B6}, \mathbf{B7}, \mathbf{B10} \}$:
 $\text{empty}(b) = \text{TRUE}$

• Für $c*d$

- Alle Blöcke sind transparent
- $b \in \{ \mathbf{B1}, \mathbf{B4}, \mathbf{B5}, \mathbf{B6}, \mathbf{B7}, \mathbf{B8}, \mathbf{B9}, \mathbf{B11} \}$:
 $\text{empty}(b) = \text{TRUE}$

- Bearbeite **alle** partiell redundanten Verwendungen von Ausdrücken e
 - Berechnungsoptimalität
- Füge Neuberechnungen von e an **sicheren** Stellen ein
- Lösche nun total redundant gewordene Berechnungen von e
- Achte auf **kurze Lebenszeiten** von Neuberechneten Werten
- Vermeide unnötiges Aufteilen von Kanten
- Bevorzuge schnelleren Algorithmus
- Am besten auch noch möglichst einfach zu verstehen

PRE mit Eliminierungspfaden

E-path_PRE – Partial Redundancy Elimination Made Easy
ACM SIGPLAN Notices, 2002, vol. 37, no 8, pp. 53-65

- Dhanajay M. Dhamdhere
- Korrigierte Fassung auf OC Web-Site
- Verfeinert zusammen mit Dheeraj Kumar 2006

Eliminierbarkeitspfad (E-Pfad)

A. Koch

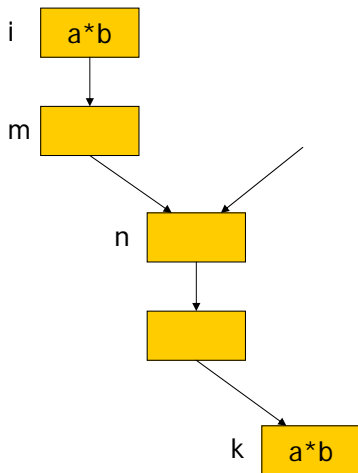
Eliminierbarkeitspfad (E-Pfad, eliminatability path)

Ein E-Pfad für einen Ausdruck e ist ein Pfad b_i, \dots, b_k im CFG so dass

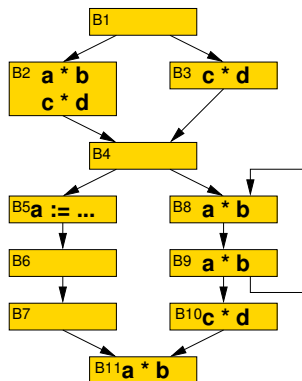
- 1 e lokal **verfügbar** in b_i und lokal **vorziehbar** in b_k ist
- 2 Für $b \in (b_i, \dots, b_k)$ gilt: ***empty***(b) = TRUE
- 3 e ist **sicher** auf jeder Ausgangskante eines Blocks $b \in [b_i, \dots, b_k)$

Notation: Ein Pfad $[b_i, \dots, b_k]$ enthält seine Anfangs- und Endblöcke, ein Pfad (b_i, \dots, b_k) nicht.

- $a*b$ ist **verfügbar** an Ende von $[i \dots m]$
- $a*b$ ist **vorziehbar** am Ende von $[n \dots k)$
- Berechnung von $a*b$ in Block k ist **eliminierbar**



A. Koch



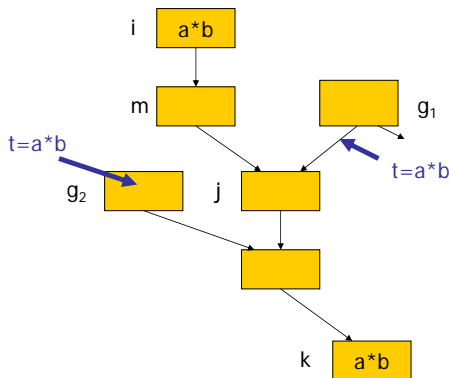
• Für $a * b$

- $[b_8, b_9]$
- $[b_9, b_8]$
- $[b_9, b_{10}, b_{11}]$
- **Nicht:** $[b_2, b_4, b_8]$

• Für $c * d$

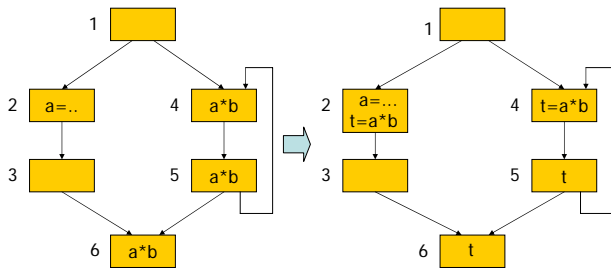
- $[b_2, b_4, b_8, b_9, b_{10}]$
- $[b_3, b_4, b_8, b_9, b_{10}]$

- Das erste Vorkommen von e im Endblock b_k des E-Pfades $[b_i, \dots, b_k]$ ist **eliminierbar**
- Das vorherige Evaluationsergebnis des Ausdrucks e wird dazu **gesichert** in der Variable t_e
- Wird der Pfad (b_i, \dots, b_k) von einem Block **ausserhalb** b_h über eine Kante (b_h, b_j) betreten
- ... muss e (falls nötig) mit $t_e := e$ **berechnet** und **gesichert** werden ...
 - Am Ende des **Blocks** b_h , falls $|\text{succ}(b_h)| = 1$
 - Auf der aufgeteilten **Kante** (b_h, b_j) sonst
 - Lebenszeitoptimale Platzierung (so spät wie möglich)
- Eine Neuberechnung und Sicherung ist nicht nötig, falls b_h **selber** auf einem E-Pfad für e liegt.



- E-Pfad: $[i, \dots, k]$
- Einfügen von Berechnungen von e und Kopieren
 - In Kante (g_1, j) und Block g_2

Vergleich mit Ergebnis nach MRA



- E-Pfade: $[4, 5]$, $[5, 4]$, $[5, 6]$
- Herstellen totaler Redundanz: Einfügen in Ast 2,3
 - Nach MRA in 2, mit E-Pfaden in 3: Lebenszeitoptimal
- Entfernen von Redundanz in 4
 - Nach MRA nicht möglich
 - $[5, 4]$ ist E-Pfad, Berechnung in 4 muss entfernbare sein
→ Kante (1,4) aufteilen, dort Berechnen und Kopieren

Wert von e sichern

Füge Anweisung $t := e$ vor einer Benutzung von e ein und ersetze Benutzung durch t

Neue Berechnung von e einfügen

Füge Anweisung $t := e$ ein

Eliminiere redundante Berechnung von e

Ersetze e durch t

An welchen Stellen diese Aktionen ausführen?

Neue Notation

Prädikatenschreibweise

Alternative zur Mengennotation

Prädikate bestimmen für jeden Ausdruck e , ob eine Aussage wahr oder falsch ist

A. Koch

Wahr für alle am Ende eines Blocks b verfügbaren Ausdr.

$\text{avail}(b) = \text{TRUE}$ für $e \Leftrightarrow e \in \text{AVAILOUT}(b)$

Wahr für alle in den Block b vorziehbaren Ausdrücke

$\text{ant}(b) = \text{TRUE}$ für $e \Leftrightarrow e \in \text{ANT}(b)$

Wahr für alle Ausdrücke, für die beides gilt

$\text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b) = \text{TRUE} \Leftrightarrow e \in (\text{AVAILOUT}(b) \cap \text{ANT}(b))$

Wahr für alle Ausdrücke, für die mindestens eines gilt

$\text{avail}(b) + \text{ant}(b) = \text{TRUE} \Leftrightarrow e \in (\text{AVAILOUT}(b) \cup \text{ANT}(b))$

Konjunktion

$cpin(b) = \prod_p cpout(p) = \text{TRUE}$ für Kopie c
 $\Leftrightarrow c \in \bigcap_{p \in pred(b)} CP_{OUT}(p)$

Disjunktion

$liveout(b) = \sum_s livein(s) = \text{TRUE}$ für Variable v
 $\Leftrightarrow v \in \bigcup_{s \in succ(b)} LIVEIN(s)$

Für alle Ausdrücke eindeutige Zuordnung festlegen

A. Koch

a*b → Bit 1

c*d → Bit 2

...

Wert	entspricht Prädikat x	entspricht Menge
00	$\neg x_{a*b}, \neg x_{c*d}$	\emptyset
01	$\neg x_{a*b}, x_{c*d}$	$\{c * d\}$
10	$x_{a*b}, \neg x_{c*d}$	$\{a * b\}$
11	x_{a*b}, x_{c*d}	$\{a * b, c * d\}$

- Bitvektoren können sehr lang werden
- Prädikate liefern Ergebnisse als Bitvektor
- Damit logische Verknüpfungen effizient implementierbar

Beispiel: Verküpfung von Prädikaten

Mittels Bit-Operatoren

Zuordnung von Ausdrücken e an Bits

A. Koch

$a \cdot b$ \rightarrow Bit 1

$c \cdot d$ \rightarrow Bit 2

$a \cdot d$ \rightarrow Bit 3

...

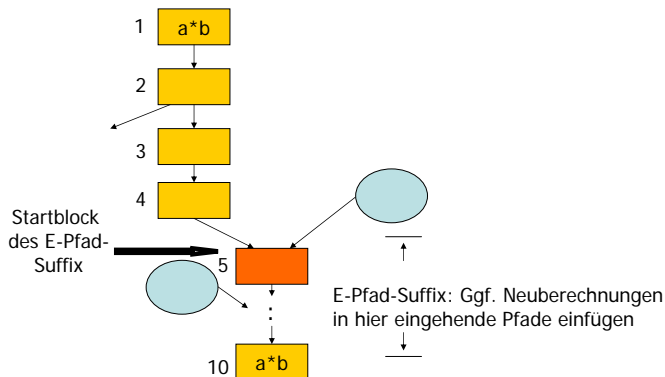
Gegeben: Zwei Prädikate x und y bezüglich Ausdruck e

Annahme: $x = 101, y = 011$

$$x \cdot y = x \& y = 001$$

$$x + y = x | y = 111$$

Bestimmen von E-Pfaden



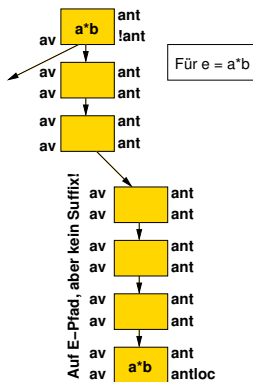
$$\begin{aligned} b \in (1, 2) & \quad \text{avail}(b) \cdot \neg \text{ant}(b) \\ b \in (3, 4) & \quad \text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b) \\ b \in (5, \dots, 10) & \quad \neg \text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b) \end{aligned}$$

E-Pfad-Suffix

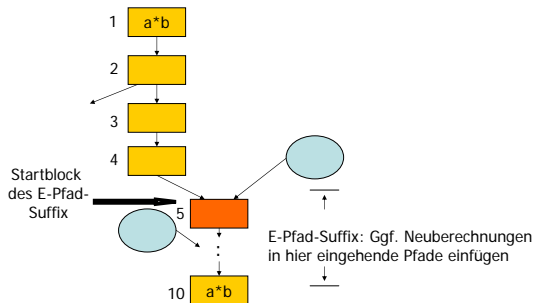
Beispiel: Leerer E-Pfad-Suffix

Anforderung an E-Pfad-Suffix: $\neg \text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b)$

A. Koch



- E-Pfad $[b_i, \dots, b_k]$ hat drei (ggf. leere) Segmente
 - $\text{avail}(b) \cdot \neg \text{ant}(b)$
 - $\text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b)$
 - $\neg \text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b)$
- Finde **Start des E-Pfad-Suffixes**: Suche Block b_m mit $\neg \text{avail}(b_m) \cdot \text{ant}(b_m) \cdot \sum_p \text{avail}(p)$
- Suche rückwärts von b_m durch Segmente $\text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b)$
 $\text{avail}(b) \cdot \neg \text{ant}(b)$
bis **Start des E-Pfades** b_i erreicht
- Suche vorwärts von b_m durch Segment $\neg \text{avail}(b) \cdot \text{ant}(b)$
bis **Ende des E-Pfades** erreicht



Start des E-Pfades Sichere Wert von e in t

E-Pfad-Suffix Füge Neuberechnungen $t := e$ in eingehende Pfade ein

Ende des E-Pfades Ersetze redundante Berechnung von e durch t

- Löse E-Pfad-Problem für alle Ausdrücke **gleichzeitig**
- Erinnerung: Ergebnisse der Prädikate sind Bitvektoren
- Bitweise Verknüpfung mit AND und OR
- Berechnet nicht nur E-Pfade
- Direkte Bestimmung von
 - Blöcken mit zu eliminierenden Ausdrücken
 - Einfügestellen (Blöcke, Kanten) für Neuberechnungen
 - Stellen für Sichern von Werten

Datenflussproblem

- Datenflussproblem über Prädikate von **Ausdrücken**
- Zerlegung in
 - Verschiedene Teilprobleme
 - Vorberechenbare Eigenschaften
 - Herleitbare Eigenschaften (durch DF-Löser)

Vorberechenbare Eigenschaften

A. Koch

Ausdruck ist lokal verfügbar (locally available)

$\text{comp}(b) = \text{TRUE}$: e wird in b berechnet (computed) und seine Operanden hinterher nicht überschrieben

↳ $e \in \text{DEEXPR}(b)$

Ausdruck ist lokal vorziehbar (locally anticipatable)

$\text{antloc}(b) = \text{TRUE}$: Operanden von e werden vor Berechnung nicht zugewiesen

↳ $e \in \text{UEEXPR}(b)$

Block ist transparent für Ausdruck

$\text{transp}(b) = \text{TRUE}$: b hat keine Zuweisungen an Operanden von e

↳ $e \notin \text{EXPRKILL}(b)$

Beispiel für vorberechenbare Eigenschaften

Bit 1: a+b
Bit 2: c+d
Bit 3: e+f
Bit 4: a+e
Bit 5: q+r
Bit 6: x+y

comp(B1) = 111100
antloc(B1) = 011000
transp(B1) = 010010

B1

a := 42

w := a + b

x := c + d

y := e + f

z := a + e

e := 23

nicht UExpr/ANTloc, DEExpr

UExpr/ANTloc, DEExpr

UExpr/ANTloc, nicht DEExpr

nicht UExpr/ANTloc, nicht DEExpr

$\text{availin}(b)$ e ist verfügbar bei Eintritt in b

$\text{availout}(b)$ e ist verfügbar bei Austritt aus b

Berechnung

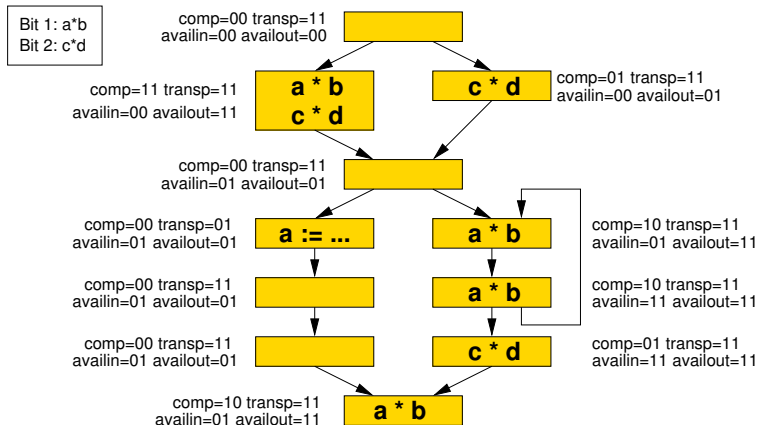
$$\text{availin}(b) = \prod_p \text{availout}(p)$$

$$\text{availout}(b) = \text{availin}(b) \cdot \text{transp}(b) + \text{comp}(b)$$

Beispiel verfügbare Ausdrücke

In Prädikatennotation

A. Koch



$$\text{availin}(b) = \prod_p \text{availout}(p)$$

$$\text{availout}(b) = \text{availin}(b) \cdot \text{transp}(b) + \text{comp}(b)$$

$\text{antin}(b)$ e ist vorziehbar bei Eintritt in b

$\text{antout}(b)$ e ist vorziehbar bei Austritt aus b

Berechnung

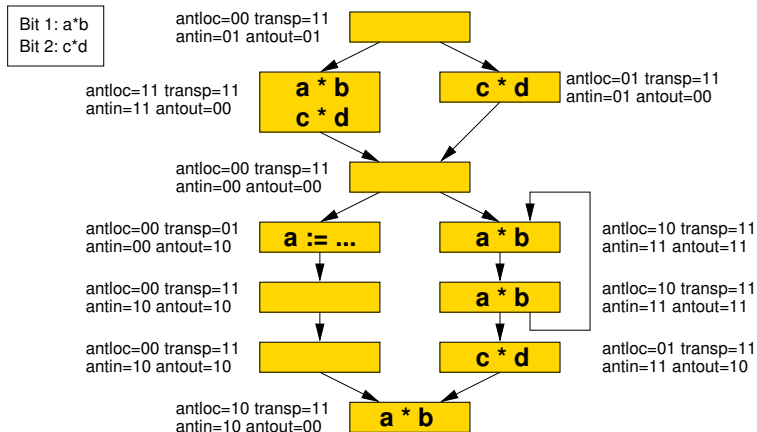
$$\text{antin}(b) = \text{antout}(b) \cdot \text{transp}(b) + \text{antloc}(b)$$

$$\text{antout}(b) = \prod_s \text{antin}(s)$$

Beispiel vorziehbare Ausdrücke

In Prädikatennotation

A. Koch

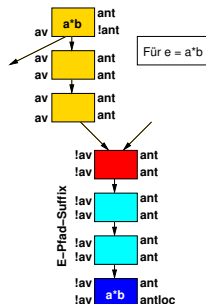


$$\text{antin}(b) = \text{antout}(b) \cdot \text{transp}(b) + \text{antloc}(b)$$

$$\text{antout}(b) = \prod_s \text{antin}(s)$$

$\text{epsin}(b)$ Blockanfang von b
liegt auf einem
E-Pfad-Suffix für e

$\text{epsout}(b)$ Blockende von b liegt
auf einem
E-Pfad-Suffix für e

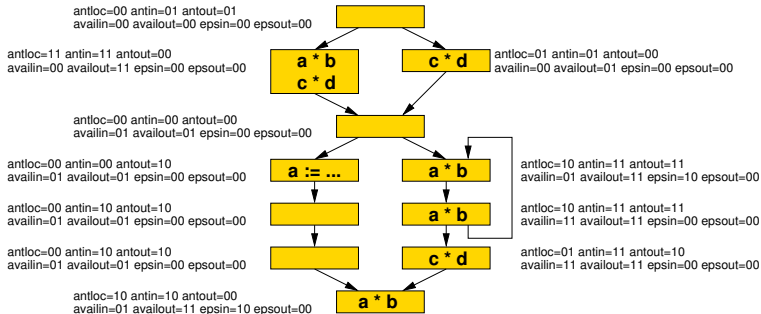


Berechnung

$$\begin{aligned} \text{epsin}(b) &= (\sum_p (\text{availout}(p) + \text{epsout}(p))) \cdot \text{ant}_{in}(b) \cdot \neg \text{avail}_{in}(b) \\ \text{epsout}(b) &= \text{epsin}(b) \cdot \neg \text{ant}_{loc}(b) \end{aligned}$$

Beispiel E-Pfad-Suffix

In Prädikatennotation



$$\begin{aligned} \text{epsin}(b) &= (\sum_p (\text{availout}(p) + \text{epsout}(p))) \cdot \text{antin}(b) \cdot \neg \text{availin}(b) \\ \text{epsout}(b) &= \text{epsin}(b) \cdot \neg \text{antloc}(b) \end{aligned}$$

Idee: Bestimmen der Blöcke der redundanten Berechnungen

Redundante $e \in \text{UEExpr}(b_k)$ liegen im **Endblock** b_k eines E-Pfades

A. Koch

E-Pfad-Suffix $\neq \emptyset$

Endblock des

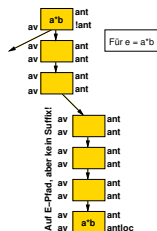
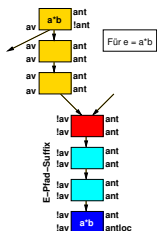
E-Pfad-Suffixes

$\Leftrightarrow \text{epsin}(b) \cdot \text{antloc}(b)$

E-Pfad-Suffix $= \emptyset$

Endblock des **E-Pfades**

$\Leftrightarrow \text{availin}(b) \cdot \text{antloc}(b)$



$\text{redund}(b)$ Berechnung von e in b ist redundant und kann durch τ_e ersetzt werden

Berechnung

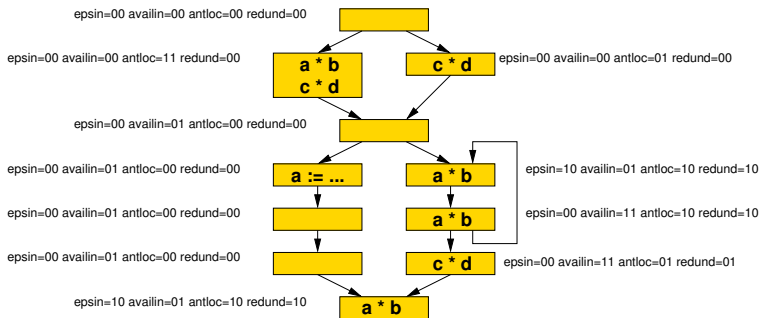
$$\text{redund}(b) = (\text{epsin}(b) + \text{availin}(b)) \cdot \text{antloc}(b)$$

Genauer: Alle lokal antizipierbaren e , also $e \in \text{UEExpr}(b_k)$ sind redundant.

→ Können **eliminiert** werden

Beispiel Redundanz

In Prädikatennotation

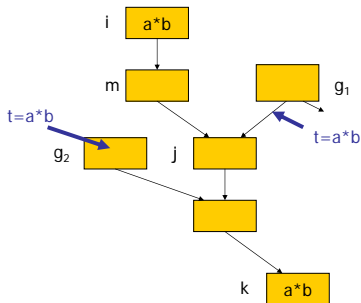


$$\text{redund}(b) = (\text{epsin}(b) + \text{availin}(b)) \cdot \text{antloc}(b)$$

Einfügestellen für neue Berechnungen

Wo muss $t := e$ eingefügt werden?

An Eintrittspunkten in den Pfad!



A. Koch

- Wenn alle Nachfolger von externem Block in E-Pfad:
In **Block**
- Sonst in aufgeteilte **Kante**

Einfügestellen für neue Berechnungen bestimmen

$\text{insert}(b_h)$ Füge $\tau := e$ am Ende von Block b_h ein

$\text{insert}(b_h, b_j)$ Füge $\tau_e := e$ in aufgeteilte Kante (b_h, b_j) ein

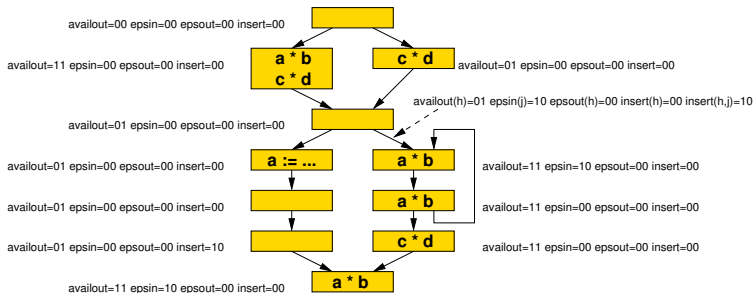
$b_h \notin \text{E-Pfad}, b_j \in \text{E-Pfad } (b_i, \dots, b_k]$

Berechnung

$$\text{insert}(b_h) = \neg \text{availout}(b_h) \cdot \neg \text{epsout}(b_h) \cdot \prod_s \text{epsin}(s)$$

$$\text{insert}(b_h, b_j) = \neg \text{availout}(b_h) \cdot \neg \text{epsout}(b_h) \cdot \neg \text{insert}(b_h) \cdot \text{epsin}(b_j)$$

Beispiel Einfügen von Berechnungen



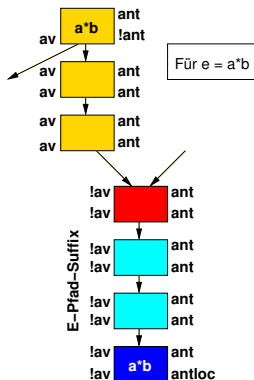
$$\text{insert}(b_h) = \neg \text{availout}(b_h) \cdot \neg \text{epsout}(b_h) \cdot \prod_s \text{epsin}(s)$$

$$\text{insert}(b_h, b_j) = \neg \text{availout}(b_h) \cdot \neg \text{epsout}(b_h) \cdot \neg \text{insert}(b_h) \cdot \text{epsin}(b_j)$$

Sichern von Berechnungsergebnissen

Am Anfang des E-Pfades!

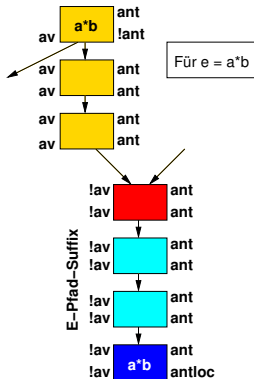
A. Koch



➡ **Startblock** des E-Pfades bestimmen!

Idee zur Bestimmung des Startblocks

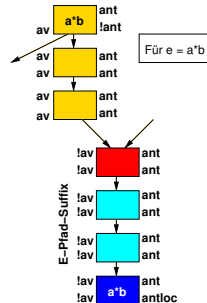
- Beginne bei bekanntem Block und suche **rückwärts**
- Beginne bei **Startblock des E-Pfad-Suffix**
 - ... falls E-Pfad einen Suffix hat
- Sonst: Suche von **Endblock des E-Pfades** aus rückwärts
- Bis nicht-redundante Berechnung von e gefunden



Berechnung des Startblocks

A. Koch

- svupin(b)** Sichere
 Berechnungsergebnis für e
 über Blockeingang von b
- svupout(b)** Sichere
 Berechnungsergebnis für e
 über Blockausgang von b
- save(b)** Sichere
 Berechnungsergebnis in τ_e
 in Block b

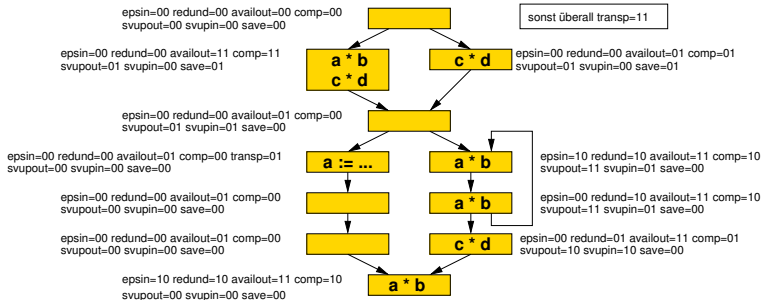


Berechnung

$$\begin{aligned}
 \text{svupout}(b) &= (\sum_s (\text{epsin}(s) + \text{redund}(s) + \text{svupin}(s))) \cdot \text{availout}(b) \\
 \text{svupin}(b) &= \text{svupout}(b) \cdot \neg \text{comp}(b) \\
 \text{save}(b) &= \text{svupout}(b) \cdot \text{comp}(b) \cdot \neg (\text{redund}(b) \cdot \text{transp}(b))
 \end{aligned}$$

Beispiel Bestimmung des E-Pfad-Startblöcke

Stellen zum Sichern der Berechnungsergebnisse

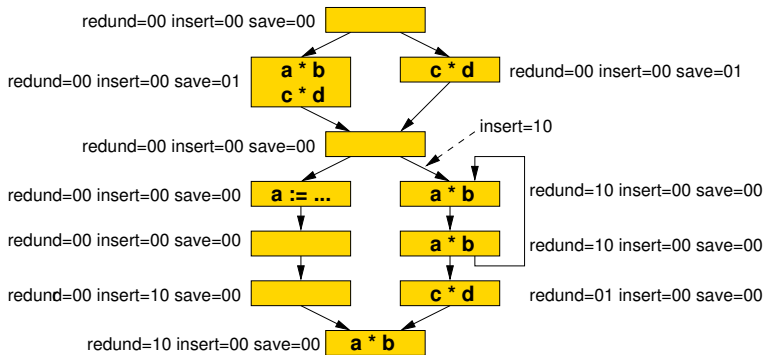


$$\begin{aligned} \text{svpout}(b) &= (\sum_s (\text{epsin}(s) + \text{redund}(s) + \text{svpin}(s))) \cdot \text{availout}(b) \\ \text{svpin}(b) &= \text{svpout}(b) \cdot \neg \text{comp}(b) \\ \text{save}(b) &= \text{svpout}(b) \cdot \text{comp}(b) \cdot \neg (\text{redund}(b) \cdot \text{transp}(b)) \end{aligned}$$

Beispiel Zusammenfassung Datenflussanalyse

Bisher berechnete Ergebnisse

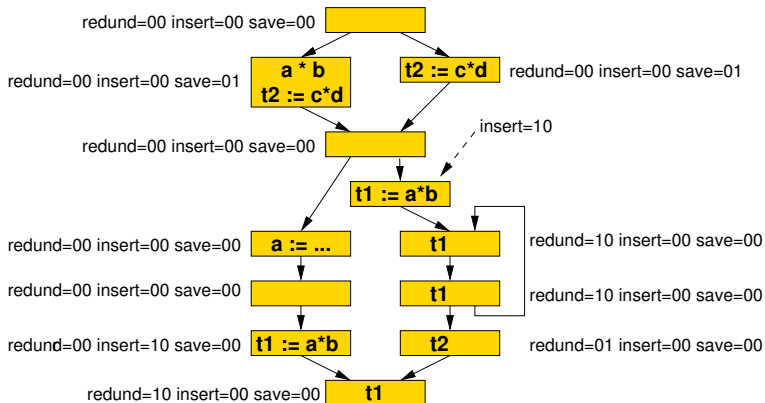
A. Koch



Beispiel PRE-Optimierung

Auf Basis der Datenfluss-Ergebnisse

A. Koch



- PRE ist eine sehr mächtige Optimierung
- Lösbar durch komplexes Datenflußproblem
 - Hier aber schon deutlich einfacher als klassische Verfahren!
- Noch weitere Verfeinerung möglich
 - Optimierung auf SSA-Form → SSA-PRE
 - Verfeinerte Stellung des Datenflussproblems
→ D. Kumar 2006, geringerer Rechenaufwand