11. Kapitel

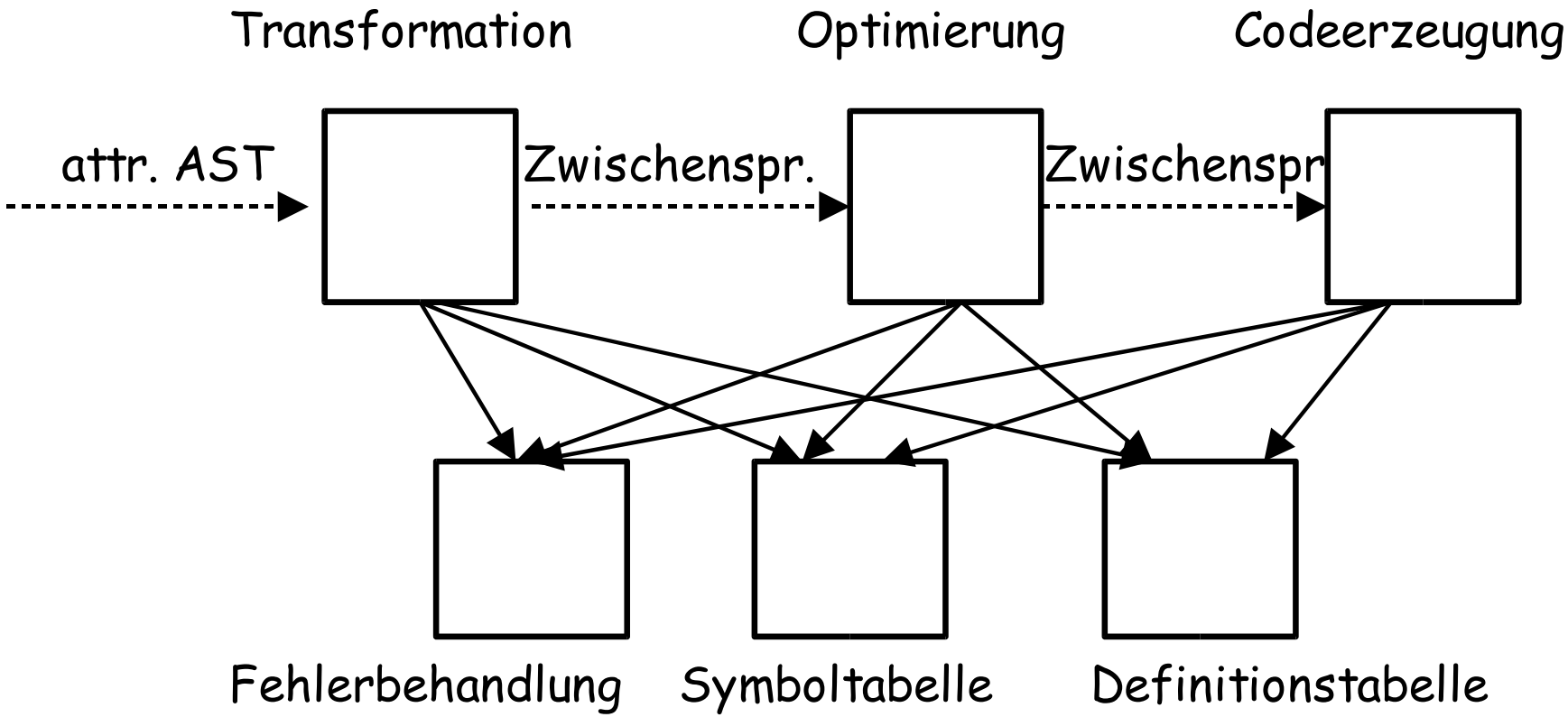
Optimierung
Teil 2

Einige Verfahren

Kapitel 11: Optimierungen

0. Einbettung
1. Elimination gemeinsamer Teilausdrücke
2. Wertnumerierung
3. Weitere globale Optimierungen
4. Operatorvereinfachung
4. Nachoptimierung

11. Optimierung und optimierende Codeerzeugung



11. Optimierung

- Aufgaben der globalen Optimierung:
  Zwischensprachenrepräsentation so umformen, daß anschließend die Codeselektion besseren Code erzeugt
- optimierende Codeerzeugung:
  Codeerzeugung unter Berücksichtigung fortgeschrittener Techniken zur Registerzuteilung und Befehlsanordnung
- Nachoptimierung (*peephole optimization*):
  lokale Verbesserung des erzeugten Codes nach Abschluß der Codeerzeugung

- Beachte: Optimierung produziert nur selten optimalen Code; sie verbessert nur den Code
- Begriff ,,optimal" hängt von Voraussetzungen ab, z.B. Codeerzeugung aus Baum/DAG, Alias-Analyse ja/nein, usw.

11. Das Vollbeschäftigungstheorem

Satz (Rice, 1953): Zu jedem algorithmisch arbeitenden Übersetzer *U* gibt es einen Übersetzer *U'*, der für bestimmte Programme kürzeren Code erzeugt.

Korollar [Vollbeschäftigungstheorem für Übersetzerbauer]:
Zu jedem optimierenden Übersetzer gibt es einen besseren.

Beweis des Satzes:

Annahme: es gibt einen Übersetzer *U*, der jedes Programm π mit algorithmischen Methoden in das absolut kürzeste Programm Opt(π) mit gleichem Ein-/Ausgabeverhalten übersetzt.

Sei π ein nicht haltendes Programm ohne E/A. Dann wird π von *U* übersetzt in

Opt(π): *m*: **goto** *m*

Um zu prüfen, ob π nicht hält, muß man nur Opt(π) berechnen und das Ergebnis inspizieren. Damit ist das Halteproblem gelöst. Da das Halteproblem unentscheidbar ist, kann *U* nicht existieren. q.e.d

Kapitel 11: Optimierungen

0. Einbettung
1. Elimination gemeinsamer Teilausdrücke
2. Wertnumerierung
3. Weitere globale Optimierungen
4. Operatorvereinfachung
4. Nachoptimierung

11.1 Elimination gemeinsamer Teilausdrücke (*CSE*)

- Beobachtung:
  Adreßrechnung führt häufig zur Wiederholung von Berechnungen
- Ziel: lokal in einem Grundblock jeden Ausdruck nur einmal berechnen
  - Ergebnis bei Bedarf wieder verwenden
- Anwendung: vor allem wiederholte Berechnung von Adreßausdrücken vermeiden
- Verfahren Wertnumerierung: Dem Wert jedes Ausdrucks eine eindeutige Nummer zuordnen, mit dem er wieder erkannt werden kann
  - Bedingung: nur Ausdrücke mit gleichem Wert erhalten gleiche Wertnummer

11.1 Erkennen gleicher Ausdrücke

- Zwei Ausdrücke heißen kongruent, wenn sei den gleichen Operator und die gleichen Operanden haben

- Zwei Ausdrücke sind syntaktisch gleich, wenn sie kongruent sind und die Operanden die gleichen Wertnummern besitzen
  - Erweiterung auf semantische Gleichheit, z.B. $a+a = 2*a$, möglich

- Implementierung mit Haschtabelle:
  - Schlüssel - Operatoren τ, LD, ST. Kollisionsliste besteht aus Paaren von Operanden, d.h. Wertnummern.

- Globalisierung (über Grundblockgrenzen hinaus) macht Probleme
  - aber für erweiterte Grundblöcke möglich!

11.1 Abhängigkeitsmengen eines Tupels *t*

Ein Tupel t kann in Beziehung zu anderen Tupeln t' stehen:
Unterscheide:

- Verwendet: $U(t) = \{t' \mid t' \text{ ist ein Operand in } t\}$
- Definiert: $D(t) = \{t' \mid t' \text{ wird definiert durch } t\}$
- Invalidiert: $X(t) = \{t' \mid t' \text{ ungültig gemacht durch } t\}$

Bei Speicherzugriffen auf Adresse $>a<$ zusätzlich:

- Ausgabe: $aus(t) = \{t' \mid t \text{ definiert gleichen Speicherplatz } a$ wie zuletzt $t'\}$
- Anti: $anti(t) = \{t' \mid t' \text{ liest von Speicherplatz } a,$ den t danach definiert$\}$

Es gilt:

- $t' \in aus(t) \Rightarrow t' \in X(t),\ t' \in anti(t) \Rightarrow t' \in X(t),$

11.1 Beispiel

```
                s1: ST  >c<   2
                s2: LD  <c>
c=0;            s3: GT   0
if x > 0 {      s4: JMP FALSE u1

                t1: ST  >a<   2
                t2: LD   <a>
                t3: LD   <x>
                t4: MUL  t2    t3
                t5: ADD  t4    1
                t6: ST   >b<   t5
a=2;            t7: LD   <x>
b=a*x+1;        t8: MUL   2    t7
a=2*x;          t9: ST   >a<   t8
```

```
c=a+1+b;        t10: LD  <a>
                t11: ADD t10   1
                t12: LD  <b>
                t13: ADD t11   t12
                t14: ST  >c<   t13
                t15: JMP u1

}               u1: LD   <c>
x=c;            u2: ST    x    u1
```

11.1 Abhängigkeitsmengen eines Tupels *t*

Verwendet: $U(t) = \{t' \mid t' \text{ ist ein Operand in } t\}$

Definiert: $D(t) = \{t' \mid t' \text{ wird definiert durch } t\}$

Invalidiert: $X(t) = \{t' \mid t' \text{ ungültig gemacht durch } t\}$

			U	***D***	***X***
t_1:	*ST*	>a< 2	{ }	$\{< a >\}$	$\{t_2. t_3, t_4 + 1, t_{10} + 1, t_{11} + t_{12}\}$
t_2:	*LD*	<a>	{ }	$\{< a >\}$	{ }
t_3:	*LD*	<x>	{ }	$\{< x >\}$	{ }
t_4:	*MUL*	t_2 t_3	$\{< a >, < x >\}$	$\{t_2, t_3\}$	{ }
t_5:	*ADD*	t_4 1	$\{t_4\}$	$\{t_4 + 1\}$	{ }
t_6:	*ST*	>b< t_5	$\{t_5\}$	$\{< b >\}$	$\{t_{11} + t_{12}\}$
t_7:	*LD*	<x>	{ }	$\{< x >\}$	{ }
t_8:	*MUL*	2 t_7	$\{< x >\}$	$\{2, t_7\}$	{ }
t_9:	*ST*	>a< t_8	$\{t_8\}$	$\{< a >\}$	$\{t_2. t_3, t_4 + 1, t_{10} + 1, t_{11} + t_{12}\}$
t_{10}:	*LD*	<a>	{ }	$\{< a >\}$	{ }
t_{11}:	*ADD*	t_{10} 1	$\{< a >\}$	$\{t_{10} + 1\}$	{ }
t_{12}:	*LD*	<b>	{ }	$\{< b >\}$	{ }
t_{13}:	*ADD*	t_{11} t_{12}	$\{t_{11}, < b >\}$	$\{t_{11} + t_{12}\}$	{ }
t_{14}:	*ST*	>c< t_{13}	$\{t_{11} + t_{12}\}$	$\{< c >\}$	{ }

Kapitel 11: Optimierungen

0. Einbettung
1. Elimination gemeinsamer Teilausdrücke
2. Wertnumerierung
3. Weitere globale Optimierungen
4. Operatorvereinfachung
4. Nachoptimierung

11.2 Idee der Wertnumerierung

- Werte werden durch Operationen definiert und durch andere Operationen verwendet
- Werte, die öfter verwendet werden, sollten nur einmal berechnet werden
- Wie kann man algorithmisch die Gleichheit von Werten, die an unterschiedlichen Programmstellen definiert werden, herausfinden?
- Idee:
  - Basisfall: Konstanten
  - Induktion: Wenn Eingaben einer Operation und Operation selbst gleich sind, sind es auch die dadurch definierten Werte
- Probleme:
  - Alias: wohin werden Werte gespeichert?
  - Zusammenfluß im Ablauf: welcher Wert gilt?

11.2 Wertnumerierung

Ziel: Definiere Wertnummern für Operationen, so daß gleiche Wertnummern gleiche Werte implizieren

Typ: *INT* für ganzzahlige Konstanten; *BOOL* für boolesche Konstanten etc.

Sonst: $\{v_1, \ldots, v_n\}$

Datenstruktur: Haschtabelle zur Zuordnung von Wertnummer zu Tupeln $\tau\ t\ t'$, wobei t, t' ebenfalls durch Wertnummer, d.h. durch Einträge in die Hashtabelle oder Konstanten, repräsentiert werden.

Achtung: eine Tabelle pro Basisblock!

11.2 Wertnumerierung mit lokalen Variablen ohne Alias Problem

1 initial: Wertnummer $wn(t) = ungültig$ für alle Tupel t; wn(Konstante) =Konstante.

2 Für alle Tupel t in aufsteigender Reihenfolge:

(a) Sei $t = ST >local< t'$

$wn(t) := wn(ST >local< wn(t'))$

Wenn $wn(t) = ungültig$:

$wn(LD <local>) := wn(t')$, $wn(t)$:= neue Wertnummer,

Generiere: $wn(t)$: $ST >local< wn(t')$

(b) Sei $t = LD <local>$, $wn(t) := wn(LD <local>)$.

Wenn $wn(t)$ = ungültig:

$wn(t)$:= neue Wertnummer, Generiere: $wn(t)$: t

(c) Sei $t = \tau\ t'\ t''$

$wn(t) := wn(\tau\ wn(t')\ wn(t''))$

Wenn $wn(t)$ = ungültig:

$wn(t)$:= neue Wertnummer, Generiere: $wn(t)$: $\tau\ wn(t')\ wn(t'')$.

(d) Sei $t = call\ proc\ t'\ t''\ ...$ -- *analog* (c) *mit* $t = call\ proc$

11.2 Wertnumerierung mit globalen Variablen ohne Alias Problem

- Nichtrekursive Prozeduren:
  - Neue Behandlung für Fall (d) Sei $t = call\ \ proc\ t'\ t''$ ...
  - Prozedur muß so analysiert werden, als ob sie offen eingebaut wäre
- Rekursive Prozeduren:
  - Neue (zusätzliche) Behandlung für Fall

    (a) Sei $t = ST >global< t'$

    $wn(t)$:= $wn(ST >global<$ Wertnummer (t')

    Wenn $wn(t)$ = ungültig:

    $wn(LD <global >)$:= $wn(t')$,

    $wn(t)$:= neue Wertnummer,

    Generiere immer: $wn(t)$: t.
  - Behandlung für Fall (d) wie bisher

    Aber wenn Wert (potentiell) *global* umdefiniert in *proc* , so setze Wertnummer für Tupel $ST >global<$, $LD <global>$ und für davon transitiv abhängige Tupel auf ungültig

11.2 Allgemeine Wertnumerierung

(e) Sei $t = ST\ t'\ t''$

-- t' ist Adresse, deren Wert unbekannt ist (keine konstante Adresse)

$wn(t) := wn(ST\ wn(t')\ wn(t''))$

Wenn $wn(t)$ = ungültig:

$wn(LD\ wn(t')) := wn(t')$,

$wn(t) :=$ neue Wertnummer,

Generiere: $wn(t)$: t.

Wenn Wert (t') eventuell gleich Wert (tt):

$wn(ST\ wn(t)\ ...) :=$ ungültig

$wn(LD\ wn(t)) :=$ ungültig,

Wertnummer transitiv abhängiger Tupel := ungültig

11.2 Zusammenfassung Wertnumerierung

(1) initial: Wertnummer wn(Konstante)=Konstante; $wn(t) = ungültig$ für andere Tupel t.

(2) Für alle Tupel t in aufsteigender Reihenfolge:

(a) Sei $t = ST\ >a<\ t'$:

$wn(t) := wn(ST\ >a<\ wn(t'))$,

$wn(LD\ <a>) := wn\ (t')$,

wenn $wn\ (ST\ >a<\ wn(t'))$ noch nicht definiert, generiere: $wn\ (t)$: t,

(b) Sei $t = LD\ <a>$:

$wn(t) := wn(LD\ <a>)$,

wenn $wn(LD\ <a>)$ noch nicht definiert, generiere: $wn\ (t)$: t,

(c) Sei $t = \tau\ t'\ t''$: -- analog bei einstelligen Operationen

$wn(t) := wn(\tau\ wn(t')\ wn(t''))$,

wenn $wn(\tau\ wn(t')\ wn(t''))$ noch nicht definiert, generiere: $wn(t)$: t

(d) Sei $t = Prozeduraufruf(...)$:

$wn(t) := wn(Aufruf(wn(...))$

wenn $wn(Aufruf(wn(...))$ noch nicht definiert, dann generiere: $wn(t)$: t und setze alle Wertnummern für Tupel ungültig, die durch Nebenwirkungen ihren Wert ändern können (im Zweifel: alle)

11.2 Hinweise zur Wertnumerierung

- Initial sind alle Wertnummern außer bei Konstanten ungültig: dies kann durch Kenntnisse über vorangehende Grundblöcke abgeschwächt werden.
- Jeder neue Eintrag in die Haschtabelle erzeugt eine neue Wertnummer. Nach Prozeduraufrufen t können Eintrage t' ungültig werden, $t' \in X(t)$.
- Im allgemeinen gilt nur $t \in D(t)$. Bei Speichere-Operationen gilt zusätzlich $t' \in D(t)$ für alle Ladeoperationen von der gleichen Adresse. Bei Prozeduraufrufen gilt zusätzlich $t' \in D(t)$ für alle potentiellen Ergebnisparameter.
- Eine Speichere-Operation $ST >a< t'$ macht alle $wn\,(LD <a'>)$ ungültig, für die nicht sicher ist, ob $a = a'$ oder $a \neq a'$ (Alias-Problem).
- Problem Ablaufsteuerung behandelt mit SSA

11.2 Beispiel für Wertnumerierung

Original	U	D	X	Resultat
t_1: ST >a< 2	{}	{< a >}	$\{t_2, t_3, t_4+1, t_{10}+1, t_{11}+t_{12}\}$	v_1: ST >a< 2
t_2: LD <a>		{< a >}	{}	
t_3: LD <x>		{< x >}	{}	v_2: LD <x>
t_4: MUL t_2 t_3	{< a >, < x >}	$\{t_2, t_3\}$	{}	v_3: MUL v_2 2
t_5: ADD t_4 1	$\{t_4\}$	$\{t_4+1\}$	{}	v_4: ADD v_3 1
t_6: ST >b< t_5	$\{t_5\}$	{< b >}	$\{t_{11}+t_{12}\}$	v_5: ST >b< v_4
t_7: LD <x>	{}	{< x >}	{}	
t_8: MUL 2 t_7	{< x >}	$\{2, t_7\}$	{}	
t_9: ST >a< t_8	$\{t_8\}$	{< a >}	$\{t_2, t_3, t_4+1, t_{10}+1, t_{11}+t_{12}\}$	v_6: ST >a< v_3
t_{10}: LD <a>	{}	{< a >}	{}	
t_{11}: ADD t_{10} 1	{< a >}	$\{t_{10}+1\}$	{}	
t_{12}: LD <b>	{}	{< b >}	{}	
t_{13}: ADD t_{11} t_{12}	$\{t_{11}, <b>\}$	$\{t_{11}+t_{12}\}$	{}	v_7: ADD v_4 v_4
t_{14}: ST >c< t_{13}	$\{t_{11}+t_{12}\}$	{< c >}	{}	v_8: ST >c< v_7

Kapitel 11: Optimierungen

0. Einbettung
1. Elimination gemeinsamer Teilausdrücke
2. Wertnumerierung
3. Weitere globale Optimierungen
4. Operatorvereinfachung
4. Nachoptimierung

11.3 Weitere globale Optimierungen

- CSE - Elimination gemeinsamer Teilausdrücke: globale Wertnumerierung?
- Konstantenfaltung, partielle Auswertung
- toten Code entfernen (Code trägt nichts zum Ergebnis bei)
- nicht erreichbaren Code entfernen
- Schleifenoptimierung:
  - schleifeninvariante Berechnungen nach vorne/hinten aus Schleife herausschieben
  - Operatorvereinfachung (*strength reduction*): Multiplikationen durch Additionen ersetzen u. ä., vor allem Vereinfachung der Zugriffsfunktionen auf Reihungen
- PRE - Elimination partieller Redundanzen: Berechnungen an die Eingänge eines Bereichs des Flußdiagramms verschieben, in dem das Ergebnis gebraucht wird, statt es im Bereich mehrfach zu berechnen

11.3 Weitere globale Optimierungen II

Interprozedurale Optimierung:

- Aufrufkontext aufgerufener Prozeduren genauer berücksichtigen
- offener Einbau von Prozeduren

objektorientierte Optimierungen (nach Verweisanalyse)

- Reduktion der Anzahl indirekter Prozeduraufrufe
- Objekte begrenzter Lebensdauer von der Halde in den Keller verlegen

Lokalität ausnutzen

- Cacheoptimierung
- Plattenzugriffe verringern

Übersetzerbau II – Ausgewählte Kapitel

- Werkzeuge
  - Cocktail, BEG, ELI, SUIF, Trimaran, GCC
- Sequentielle Optimierungen
  - SSA Konstruktion
  - Optimierungen auf SSA-Form:
    Operatorvereinfachung, Eliminierung gemeinsamer Teilausdrücke (CSE),
    Eliminierung partieller Redundanzen (PRE)
  - Speicher SSA
  - Globale kontextsensitive Wertanalyse auf SSA-Form
- Cache Optimierung
  - Caches und ihre Problematik
  - Techniken zur Cacheoptimierung (und zur Parallelisierung):
    Schleifenoptimierungen für Reihungen, Optimierungen für
    dynamische Datenstrukturen, Vorladen und Befehlsanordnung
- Weitere Optimierungen
  Nachoptimierung, Registerzuteilung, Befehlsanordnung
- Nebenläufige Sprachen
  - Begriffe und Konzepte
  - Parallele Hardware-Architekturen
  - Implementierung von Parallelität