8. Kapitel

Abbildungsphase
Teil 2

Codeerzeugung

Kapitel 8: Codeerzeugug

8. Die Synthesephase

Aufgabe: attributierter Strukturbaum → ausführbarer Maschinencode

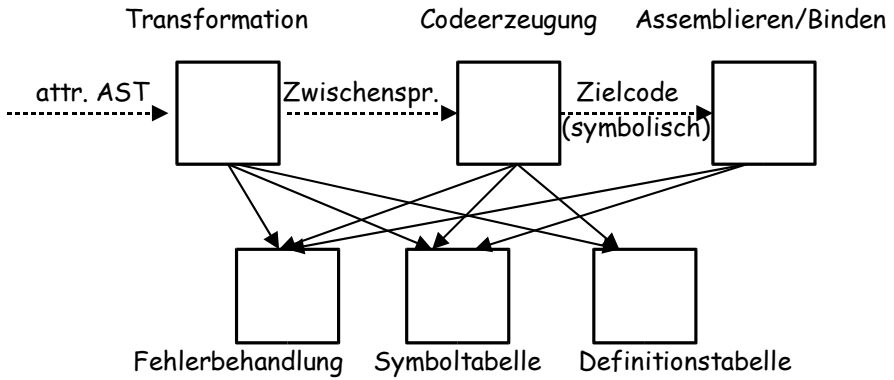
Problem:

- außer bei Codeerzeugung für die abstrakte Quellsprachenmaschine (QM), eine Kellermaschine, sind alle Aufgaben ,,guter'' Codeerzeugung NP-vollständig
  - Qualität also nur näherungsweise erreichbar

Zerlegung der Synthese:

- Abbildung, d.h. Transformation/Opimierung: Code für abstrakte Zielmaschine ZM (ohne Ressourcenbeschränkung) herstellen und optimieren, Repräsentation als Zwischensprache IL
- Codeerzeugung: Transformation IL → symbolischer Maschinencode
  - unter Beachtung Ressourcenbeschränkungen
- Assemblieren/Binden: symbolische Adressen auflösen, fehlende Teile ergänzen, binär codieren

8. Codeerzeugung



8. Codeerzeugung - Aufgaben

Betriebsmittelzuteilung

- im wesentlichen Registerzuteilung

Codeselektion:
Bestimmung der konkreten Befehlsfolgen für den Code der Zwischensprache unter Berücksichtigung der Betriebsmittel

- Bestimmung der Ausführungsreihenfolge
- Befehlsanordnung
- Cacheoptimierung (?)

8. Wiederholung: Zwischensprache *IL*

2 Klassen von Zwischensprachen:

- Code für Kellermaschine mit Halde, z.B. Pascal-P, ..., JVM
  - Ablaufsteuerung mit (bedingten) Sprüngen aufgelöst
  - Datentypen und Operationen auf Daten entsprechen weitgehend der *QM*, zusätzlich Umfang und Ausrichtung im Speicher berücksichtigen
- Code für RISC-Maschine mit unbeschränkter Registerzahl und (stückweise) linearem Speicher
  - Ablaufsteuerung mit (bedingten) Sprüngen aufgelöst
  - Datentypen entsprechen Zielmaschine einschl. Umfang und Ausrichtung im Speicher
  - Operationen entsprechen Zielmaschine (Laufzeitsystem berücksichtigen!)
  - aber noch keine konkreten Befehle, keine Adressierungsmodi
  - Vorteil: fast alle Prozessoren auf dieser Ebene gleich

Kellermaschinencode gut für (Software-)Interpretation, schlecht für explizite Codeerzeugung, RISC-Maschine: umgekehrt

8. Wiederholung: Zwischensprache *IL* II

Im folgenden nur Code für RISC-Maschine mit unbeschränkter Registerzahl betrachtet

drei Darstellungsformen:

- keine explizite Darstellung: *IL* erscheint nur implizit bei direkter Codeerzeugung aus AST: höchstens lokale Optimierung, z.B. Einpaßübersetzung
- Tripel-/Quadrupelform: Befehle haben schematisch die Form
  - $t_1 := t_2 \tau t_3$ oder
  - $m: t_1 := t_2 \tau t_3$
- SSA-Form (Einmalzuweisungen, *static single assignment*): wie Tripelform, aber an jedes t_i kann nur einmal zugewiesen werden (gut für Optimierungsaufgaben)

8. Wiederholung: Zwischensprache *IL* III

Gesamtprogramm eingeteilt in Prozeduren, Prozeduren unterteilt in Grundblöcke, oder erweiterte Grundblöcke

- Grundblock: Befehlsfolge maximaler Länge mit: wenn ein Befehl ausgeführt wird, dann alle genau einmal, also
  - Grundblock beginnt mit einer Sprungmarke,
  - enthält keine weiteren Sprungmarken
  - endet mit (bedingten) Sprüngen
  - enthält keine weiteren Sprünge
  - entspricht einem Block im Flußdiagramm (dort nicht maximal)
  - Unterprogrammaufrufe zählen nicht als Sprünge!
- erweiterter Grundblock: wie Grundblock, aber kann mehrere bedingte Sprünge enthalten: ein Eingang, mehrere Ausgänge
  - Vorteil: nach Sprüngen ist die Registerbelegung bekannt

Beispiel (Wiederholung)

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

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

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


Kapitel 8: Codeerzeugug

8.1 Codeselektion

Grundverfahren:

```
for   alle Grundblöcke
do    führe Grundblock sequentiell aus;
      gib nichtausführbare Operationen aus
end
```

Benutze dazu Maschinensimulation:

- abstrakte Interpretation des Programms
- Maschinenzustände bilden Vor- und Nachbedingungen für generierte Befehle
- Werte und allozierbare Resourcen werden durch Deskriptoren simuliert
- benutze Kostenfunktion zur Bestimmung der Befehle

8.1 Kostenfunktionen

verschiedene Möglichkeiten:

- Anzahl bzw. Speicherumfang der Befehle
- Anzahl ausgeführter Befehle
- Zeitaufwand der Befehlsausführung
- Umfang benötigter Betriebsmittel (Register)
- Berücksichtigung Cache?

in der Praxis:

- Speicheraufwand minimieren bei eingebetteten Systemen
- im allgemeinen Fall Laufzeit minimieren,
  aber: exakte Laufzeit oft nicht bestimmbar (Mangel an Dokumentation) oder sehr schwierig zu berechnen

Beachte: mit Kostenfunktion wird nur lokal optimiert, lokale Optimalität garantiert keine globale Optimalität!

8.1 Maschinensimulation

Jeder Zustand repräsentiert durch Register-, Wert- und Speicherdeskriptoren

- Welche (symbolischen) Werte sind derzeit identifiziert?
- Befinden sie sich im Speicher? wo?
- Befinden sie sich in Registern? mit Kopie im Speicher?

Symbolische sequentielle Ausführung des Zwischencodes eines Grundblocks:

- Operation im augenblicklichen Zustand statisch ausführbar, z.B. weil alle Operanden als Konstante bekannt: Operation ausführen, Ergebnis merken, keine Zustandsänderung
- Operation statisch nicht ausführbar: zur Operation äquivalente Befehlssequenz ausgeben, Zustand entsprechend ändern, gemerkte Ergebnisse berücksichtigen

Problem: Annotationen über gewünschte Registerbelegung, Ausdruckstransformation auf einfachste Form?

8.1 Register- und Speicherdeskriptoren (Pascal-Notation)

```
type   register-state = (free, copy, unique, locked);

  register-descriptor =
record
  state: register-state;
  content: ↑value-descriptor;
  memory-copy: ↑main-storage-access;
end;

  main-storage-access =
record
  base, index: ↑value-descriptor;
  displacement: internal-int;
end;
```


8.1 Wertdeskriptor

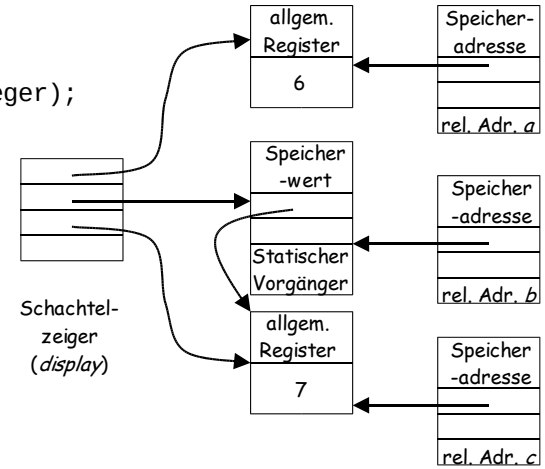
```
type value-descriptor =
record
  tmode: target-type;   (* Pointer to target
                           definition table *)
case class: value-class of
  literal-value:
    (lval: internal-int);
  label-reference, procedure-reference:
    (code: assembler-symbol;
     environment: ↑value-descriptor);
  general-register, register-pair, fp-register:
    (reg: ↑register-descriptor);
  memory-address, memory-value:
    (location: main-storage-access)
end;
```


8.1 Maschinensimulationszustand

```
var a: integer;
procedure p;
  var b: integer;
  procedure q(c: integer);
    a:=b+c;
  begin
    b:=1; q(2);
  end;
begin
  p
end
```

8.1 Maschinensimulationszustand

```
var a: integer;
procedure p;
  var b: integer;
  procedure q(c: integer);
    a:=b+c;
  begin
    b:=1; q(2);
  end;
begin
  p
end
```



8.1 Zielattributierung

Maschinensimulation und Codeauswahl abhängig von Eigenschaften (Attributen) des Zwischencodes und der Zielbefehle:

- Klassifikation der Register:
  - allgemeine, Gleitpunkt-, Adreßregister
  - reservierte Register für Rückkehradressen usw.
  - Doppelregister nur für gerade/ungerade Paare, z.B. (R2,R3)
  - Welche Operanden dürfen/müssen in welche Register?
- Umsetzung boolescher Ausdrücke mit Sprüngen in Kurzauswertung
- algebraische Vereinfachungen
- Nutzung der Adressierungspfade statt expliziter Berechnung

8.1 Gerade/ungerade Register

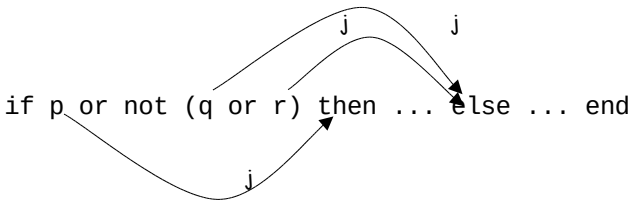
```
type register_class = (beliebig,gerade,ungerade,paar);
rule ausdruck ::= ausdruck operator ausdruck .
attribution
  ausdruck[2].wunsch :=
    case operator.operator of
      plus,minus:
        if ausdruck[1].wunsch=paar then gerade
        else ausdruck[1].wunsch;
      mal: ungerade;
      div: gerade
    end;
  ausdruck[3].wunsch :=
    case operator.operator of
      plus, minus:
        if ausdruck[1].wunsch=paar then gerade
        else ausdruck[1].wunsch;
      mal: ungerade;
      else beliebig
    end;
```

merke: Attribut nicht bindend, aber dann zusätzliche Kosten

Kapitel 8: Codeerzeugug

0. Einbettung
1. Codeselektion
2. Optimierungen
   - Kurzauswertung
   - Algebraische Vereinfachungen
   - Registerverbrauch bei Ausdrücken
3. Codeauswahl
4. Termersetzung
   - 4.1 Baumautomaten, TES
   - 4.2 BUPM, BURS, BEG
   - 4.3 BEG
5. Registerzuteilung

8.2 Kurzauswertung



8.2 Kurzauswertung II

```
type marken = record ja,nein:symb_adresse; nachf:Boolean end;

rule bed_anw ::= 'if' ausdruck 'then' anw 'else' anw 'end' .
attribution
  ausdruck.loc := neue_adresse;
  bed_anw.then_loc := neue_adresse;
  bed_anw.else_loc := neue_adresse;
  ausdruck.ziel :=
     neue_marken(bed_anw.then_loc, bed_anw.else_loc, true);
```

- neue_adresse: generiere neues Sprungziel für Zielcode
- neue_marken: neuer Verbund des Typs `marken`
- loc: Startadresse von Ausdruck/Anweisung
- ziel: Verbund der Sprungziele
- nachf: gibt an, welches Sprungziel unmittelbar folgt (Sprungbefehl nicht nötig)

8.2 Kurzauswertung III

```
rule ausdruck := ausdruck operator ausdruck .
attribution
  ausdruck[2].loc := ausdruck[1].loc;
  ausdruck[3].loc := neue adresse;
  ausdruck[2].ziel :=
    if operator.operator = 'or'
    then neue_marken(ausdruck[1].ziel.ja,ausdruck[3].loc,false)
    else neue_marken(ausdruck[3].loc,ausdruck[1].ziel.nein,true)
    end;
  ausdruck[3].ziel := ausdruck[1].ziel;

rule ausdruck := 'not' ausdruck .
attribution
  ausdruck[2].loc := ausdruck[1].loc;
  ausdruck[2].ziel :=
    neue_marken(ausdruck[1].ziel.nein,ausdruck[1].ziel.ja,
      not ausdruck[1].ziel.nachf)
```

Fall 'and'

8.2 Algebraische Vereinfachungen

Ziel: Ausnutzung von Identitäten wie

- $x + y = y + x$
- $x - y = x + (-y) = -(y - x)$
- $-(-x) = x$
- $x * y = y * x = (-x) * (-y)$
- $-(x * y) = (-x) * y = x * (-y)$

Vorsicht bei Zweierkomplement!

Beispiel: wie transformiert man

- $(-x) * (y - z)$ (5 Befehle) in
- $(z - y) * x$ (3 Befehle)

8.2 Algebraische Vereinfachungen II

Methode (gleiches Verfahren wie Operatoridentifizierung!):

- Berechne im Ausdrucksbaum von unten nach oben die Kosten (p,n) für (Ergebnis, negatives Ergebnis) unter Berücksichtigung Kommutativität.
- Dann entscheide von oben nach unten, welches Ergebnis benötigt wird, und ob Operanden vertauscht werden sollen.

8.2 Algebraische Identitäten

Baum Knoten	Resultat Form	Operanden Form	k negative Operanden	Negieren	Negieren	Eigentl. Operation	Methode
	p	pp	1	false	false	+	a + b
		pn	1	false	false	-	a – (- b)
		np	1	true	false	-	b – (-a)
		nn	2	false	true	+	-(-a + (-b))
	n	pp	2	false	true	+	- (a + b)
		pn	1	true	false	-	-b - a
		np	1	false	false	-	-a – b
		nn	1	false	false	+	-a + (-b)
a – b	p	pp	1	false	false	-	a – b
		pn	1	false	false	+	a + (-b)
		np	2	false	true	+	- (-a + b)
		nn	1	true	false	-	-b – (-a)
	n	pp	1	true	false	-	b – a
		pn	2	false	true	+	- (-a + (-b))
		np	1	false	false	+	-a + b
		nn	1	false	false	-	-a – (-b)
a * b	p	pp	1	false	false	*	a * b
		pn	2	false	true	*	-(a * (-b))
		np	2	false	true	*	-(-a * b)
		nn	1	false	false	*	-a * (-b)
	n	pp	2	false	true	*	-(a * b)
		pn	1	false	false	*	a * (-b)
		np	1	false	false	*	-a * b
		nn	2	false	true	*	- (-a * (-b)

8.2 Registerverbrauch minimieren

Grundschema der Codeerzeugung für Ausdrücke:

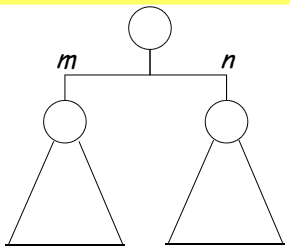
- bringe Ausdruck in Postfixform *abc**+
- Lade Operanden in gegebener Reihenfolge in Register, wende Operation auf die zuletzt geladenen Operanden bzw. Zwischenergebnisse an
- Vereinfachung: kombiniere Operation mit Laden:

Statt
```
LD   a,R1
LD   b,R2
LD   c,R3
MUL  R3,R2
ADD  R2,R1
```
besser
```
LD   a,R1
LD   b,R2
MUL  c,R2
ADD  R2,R1
```

- Problem: Register für 1. Op. während Berechnung 2. Op belegt.
- Wann soll man den 2. Op. vor dem ersten berechnen?

```
LD   b,R1
MUL  c,R1
ADD  a,R1
```

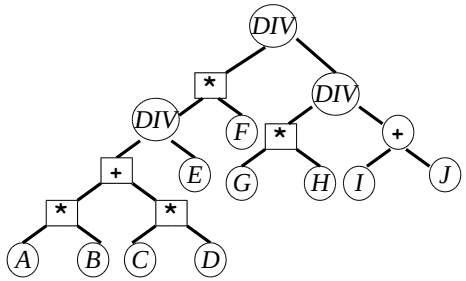

8.2 Registerverbrauch bei Ausdrücken: Reihenfolgebestimmung



r Anzahl verfügbarer Register

Verbrauch Teilbäume		Baum	Reihenfolge
$n=m,$	$n+1 \le r$	n+1 Register:	Reihenfolge gleichgültig
$n>m,$	$n \le r$	n Register:	rechts, dann links auswerten, Zwischenergebnis in Register
$m>n,$	$m \le r$	m Register:	links, dann rechts auswerten
$n=m=r,$	$max(n,m) > r$	r Register und Auslagern (*spill code*):	Reihenfolge gleichgültig

8.2 optimale Reihenfolge kann springen



Runde Ecken: einfach langes Resultat
Rechteckige Ecken: doppelt langes Resultat

```
MOV  A, R0     (R0, R1) := A*B
MUL  B, R0
MOV  C, R2     (R2, R3):= C*D
MUL  D, R2
ADD  R3, R1    (R0, R1):= (R0, R1)+(R2,R3)
ADC  R2        addiere Übertrag
ADD  R2, R0
DIV  E, R0     R0:= (R0, R1) DIV E
MOV  G, R2     (R2, R3):= G*H
MUL  H, R2
MOV  I, R1     R1:= I+J
ADD  J, R1
DIV  R1, R2    R2:= (R2, R3) DIV R1
MUL  F, R0     (R0, R1):= R0*F
DIV  R2, R0    R0:= (R0, R1) DIV R2
```

geschlossene Reihenfolge:
1 Register mehr

8.2 Wann ist Postfixform optimal? Starkes Normalformtheorem

Gegeben eine Maschine mit n identischen Registern r_i und Befehlen der Form:

- Register$_i$:= Speicherplatz,
- Speicherplatz := Register$_i$,
- Register$_i$:= $op(v_j, \ldots, v_k)$, v_h Register oder Speicherplatz.

Programm $P_1 S_1 P_2 \ldots P_{s-1} S_{s-1} P_s$ in Normalform: S_i - Speicheroperation, alle Register danach frei und P_i - Befehlsfolge ohne Speicheroperationen.

Programm in starker Normalform, wenn alle P_i stark zusammenhängend:
$\forall\ P_i = B_1 \ldots B_r$: B_j berechnet Operand für $B_l \Rightarrow \forall B_k: j \le k < l$: B_k trägt zu Operanden für B_l bei.

Satz [Aho1976]: Wenn die Größe aller Operanden und Zwischenergebnisse eines Ausdrucks der Registergröße entspricht, gibt es ein optimales Programm in starker Normalform, das diesen Ausdruck berechnet.

Für logische, Gleitpunkt- und Ganzzahloperationen erfüllt außer Ganzzahl-Multiplikation und Division.

Kapitel 8: Codeerzeugug

0. Einbettung
1. Codeselektion
2. Optimierungen
   - Kurzauswertung
   - Algebraische Vereinfachungen
   - Registerverbrauch bei Ausdrücken
3. Codeauswahl
4. Termersetzung
   - 4.1 Baumautomaten, TES
   - 4.2 BUPM, BURS, BEG
   - 4.3 BEG
5. Registerzuteilung

8.3 Codeauswahl

Verfahren:

- Makrosubstitution
- Entscheidungstabelle
- Programmierte Verfahren (Mixtur der anderen)
- Termersetzungsverfahren
- Graphersetzungsverfahren (Zukunft)

Voraussetzung: Spezifikation der schematischen Umsetzung von Zwischencodeoperationen in Befehlssequenzen liegt vor

- trivial für einfache arithmetische Operationen usw.
- schwierig für Operationen auf Teilwörtern u.ä.

8.3 Makrosubstitution

Fasse jede Operation als Prozeduraufruf auf

setze den Prozedurrumpf mit gleichzeitiger Substitution der Argumente offen in den Zielcode ein

- etwaige bedingte Anweisungen im Rumpf während der Substitution auswerten
- Schleifen im Rumpf bleiben erhalten

Berücksichtige dabei die Maschinensimulation

Bewertung:

- das einfachste und älteste Verfahren
- viele Fallunterscheidungen im Rumpf
- aufwendig zu programmieren
- Korrektheit des Ergebnisses nur mit aufwendigem Test

8.3 Entscheidungstabelle für jede Operation der Zwischensprache

Beispiel „plus integer integer“
(Code für IBM 370, Berücksichtigung Vorzeichen)

Ergebnis Vorz.	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
l Vorzeichen	+	+	+	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	-	-	+	+	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-
r Vorzeichen	+	+	+	+	-	-	-	-	+	+	+	+	-	-	-	+	+	+	+	-	-	-	-	+	+	+	-	-	-	-	-
l in Register	j	j	n	n	j	j	n	n	j	j	n	n	j	j	n	n	j	j	n	n	j	j	n	n	j	j	n	n	j	j	n	n
r in Register	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n	j	n
swap (l, r)			x			x		x		x	x			x				x		x		x	x			x		x			
Ireg (l, desire)				x			x				x				x				x				x				x				x
gen (A l r)		x	x	x									x	x	x		x	x	x					x					x	x	x
gen (AR l r)	x											x				x												x			
gen (S l r)						x	x	x		x	x	x									x	x	x		x	x	x				
gen (SR l r)					x				x											x				x							
gen (LCR l l)							x			x			x	x	x	x	x	x	x		x					x					
free (r)	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x
result (l store)	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x	x

vollständige Entscheidungstabelle

Auswertung: Bedingungen als Index

8.3 Bewertung Entscheidungstabellen

gleiche Leistung wie Makrosubstitution

Fallunterscheidungen systematisiert (weniger fehleranfällig)

aufwendig zu spezifizieren

automatische Verfahren zur optimalen Programmierung vollständiger Entscheidungstabellen verfügbar

8.3 Fazit Makroexpansion

- Sinnvoll, wenn Zielcode Hochsprache (*z.B. C*)
- Für Maschinensprachen: Aufwand ≥ 1 Arbeitsjahr
- Korrektheit und Vollständigkeit sehr schwierig zu erreichen
- wartungsfreundlich ??

8.3 Tripel/Quadrupel - Darstellung

(*ID:*) Operation,

(*ID:*) Operation Operand,

(*ID:*) Operation Operand1 Operand2.

Operationen sind

- Maschinenoperationen
- Adreßrechnungen (aus Reihungszugriffen, qualifizierten Zugriffen, Parameterzugriffen usw. übersetzt)

bisher: Codeerzeugung setzt diese Darstellung implizit voraus, kein expliziter Gebrauch

Kapitel 8: Codeerzeugug

0. Einbettung
1. Codeselektion
2. Optimierungen
   - Kurzauswertung
   - Algebraische Vereinfachungen
   - Registerverbrauch bei Ausdrücken
3. Codeauswahl
4. Termersetzung
   - 4.1 Baumautomaten, TES
   - 4.2 BUPM, BURS, BEG
   - 4.3 BEG
5. Registerzuteilung

8.4 Codeselektion als Termersetzung

Voraussetzung: Fasse einen Grundblock als Folge von (Ausdrucks-) Bäumen (Termen) auf. Ecken sind die Tupel
$ST >a< t', LD <a>, \tau\ t'\ t'', Prozeduraufruf(...)$;
auch die Bedingung der abschließenden bedingten Sprünge ist ein Baum

Beobachtung (Weingart, 1973): Jeder aus einem Ausdrucksbaum b erzeugte Befehl i deckt einen Teil dieses Baumes ab. Der Gesamtcode überdeckt den Gesamtbaum überlappungsfrei.

Idee: Jeder Ausdrucksbaum ist ein Term einer Termalgebra T. Wenn man auch die Maschinenbefehle als Terme einer Termalgebra T' beschreiben kann, dann kann man folgendermaßen Code erzeugen:
Ersetze den Ausdrucksbaum, einen Term $b \in T$ der Zwischensprache, durch einen Term $b' \in T'$ der Zielalgebra T'.

8.4 Einfache Termersetzung: kontextfreien Grammatiken

Einfache Fassung einer Termalgebra:
mit kontextfreie Grammatiken (Graham/Glanville 1978):

- schreibe alle Bäume in Präfixform (als Text, der zugleich die Baumstruktur wiedergibt) mit Hilfe der Grammatik G
  Ausdruck ::= *Operator Ausdruck Ausdruck* | *Operator Ausdruck* | *Konstante*
  Operator ::= + | - | * | *divmod* | . . .
- definiere für jeden Maschinenbefehl Produktionen (Regeln), die den vom Befehl abgedeckten Baum beschreiben: Maschinengrammatik G'
  - linke Seite der Produktion: das Betriebsmittel, das das Ergebnis des Befehls enthält (Speicher, meist Register)
  - solche Betriebsmittel auch als Element der rechten Seite zulassen
  - Voraussetzung: jeder Befehl hat genau ein Ergebnis!
- zerteile den vorgegebenen Baum (Text in Präfixform) mit dieser Maschinengrammatik. Die dabei benutzten Produktionen ergeben zusammen die Befehle für den Baum.

8.4 LR-Zerteiler zur Codegenerierung

Cattell (1978):
Rekursiver Abstieg zur Zerteilung: nicht sehr erfolgversprechend

Graham und Glanville:
- *LR*-Zerteilung,
- Codegenerierung als Strukturanbindung,
- hochgradig indeterministisch,
- Kostenfunktion zur Auflösung der Mehrdeutigkeiten.

Karlsruher Implementierung 1980 (Jansohn/Landwehr): *CGSS*
- besser als die Berkeley-Implementierung
- bis 1990 in vielen Übersetzern eingesetzt
- Umfang der Maschinenbeschreibungen:
  ca. 1500 Zeilen (einfach) - 6000 Zeilen (mit allen Tricks)
- Hauptprobleme:
  - Nachweis der vollständigen Überdeckung $L(G) \subseteq L(G')$
  - effiziente Handhabung der Adressierungsmodi

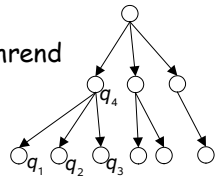
8.4.1 Exkurs: Baumsprachen, Baumautomaten

Gegeben sei ein Alphabet Σ von Terminalen f mit Stelligkeit $s(f) = k, k \geq 0$
Die Menge $B(\Sigma)$ der Bäume über Σ ist induktiv definiert durch
- $a \in B(\Sigma)$, wenn $a \in \Sigma$ und $s(a) = 0$, d.h. $a \in \Sigma_0$
- wenn $b_1,...,b_k \in B(\Sigma)$ und $f \in \Sigma$, $s(f) = k$ dann $f(b_1,...,b_k) \in B(\Sigma)$

$G=(N, \Sigma,P,Z)$ heißt eine (reguläre) Baumgrammatik mit der (regulären) Baumsprache $L(G)=B(\Sigma \cup N)$, wenn
- N ist eine endliche Menge von Nichtterminalen
- $Z \in N$ ist das Zielsymbol
- P ist eine Menge von Produktionen $X \rightarrow w$, $w \in B(\Sigma \cup N)$
- Der Typ $t(p) = (X_1,...,X_k)$ einer Produktion $p: X \rightarrow w$ ist die Folge der Nichtterminale, die in w vorkommen.
- Ersetzt man alle diese X_k in w durch Variable x_k, so erhält man das Ersetzungsmuster $m(p)$. $m(p)$ heißt linear, wenn keine Variable mehrmals vorkommt.

8.4.1 Baumautomaten

Ein Baumautomat ist ein endlicher Automat, der Ableitungsbäume konstruiert bzw. analysiert:
- ein quellbezogener *bottom-up* (BU) Automat erreicht Zustände $q_1,...,q_k$ für die k Unterbäume eines Terms $f(b_1,...,b_k)$ und geht bei Erreichen von f in einen Zustand q über: $q_1...q_k\, f \rightarrow q$
- ein zielbezogener *top-down* Automat hat die umgekehrten Regeln $qf \rightarrow q_1...q_k$
- Baumautomaten analysieren/konstruieren den Baum während einer Tiefensuche:
  - zielbezogen: beim ersten
  - quellbezogen beim letzten Antreffen eines Symbols



8.4.1 Sätze über Baumsprachen und -automaten

Satz: Der Durchschnitt, die Vereinigung und das Komplement von regulären Baumsprachen sind ebenfalls reguläre Baumsprachen.

Satz: Gleichheit und Enthaltensein von Baumsprachen sind entscheidbar.

Satz: Zu jedem nicht-deterministischen BU-Baumautomaten existiert ein deterministischer BU-Baumautomat, der die gleiche Baumsprache akzeptiert. Für zielbezogene Baumautomaten gilt dies nicht.

Beweise: ganz ähnlich wie für reguläre Sprachen und endliche Automaten. Deterministisch-Machen funktioniert mit der Teilmengenkonstruktion.

8.4.1 Baumautomaten und Codeselektion

Einsicht: sowohl die Termalgebra, mit der die Zwischensprachenbäume erzeugt sind, als auch die Termalgebra für die Maschinenbeschreibung sind Baumgrammatiken. Daher ist das Überdeckungsproblem $L(G) \subseteq L(G')$ lösbar. Codeselektion transformiert zwischen diesen Termalgebren. Dabei werden Ersetzungsmuster gemäß der Maschinenbeschreibung gesucht und durch entsprechende Terme ersetzt.

Problem: Termersetzungssystem ist mehrdeutig.

Ein Ausweg: Entscheidung mit Hilfe von Kostenmaßen

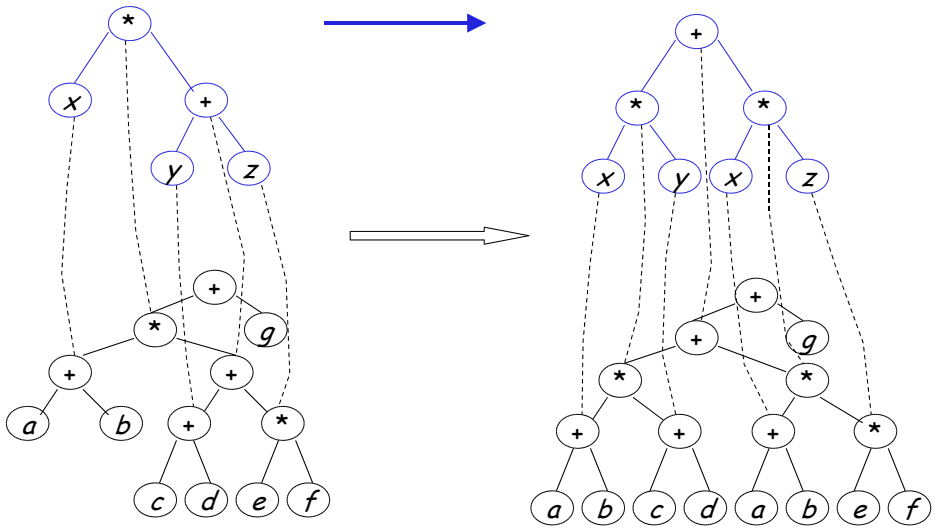
Problem: Termersetzung für einen kompletten Baum nicht effizient berechenbar: Ersetzung des Termersetzungssystems (TES) durch ein Grundtermersetzungssystem (GTES, enthält keine Variable), für das es effiziente Verfahren gibt.

8.4.1 Termersetzungssystem *TES*

- T sei Σ-Termalgebra mit Variablen V und Axiomen Q
- TES: Menge von Termersetzungsregeln $l \rightarrow r$, $l,r \in T$ für Termalgebra T
  - *l,r können Variable enthalten*
  - *alle Variablen in l müssen auch in r vorkommen*
- $l \rightarrow r$ beschreibt Ersetzung eines Unterterms t' von Term t durch s', falls Substitution σ existiert mit $t' = l\sigma$ und $s' = r\sigma$.
- $t \Rightarrow s$, wenn s durch Regelanwendung aus t entstanden

Beachte: in einem Term t kann eine Regel an mehreren Stellen anwendbar sein, es könnten auch verschiedene Regeln anwendbar sein; $t \Rightarrow s$ sagt nicht, welche Regel an welcher Stelle benutzt wurde

8.4.1 Beispiel: Termersetzung mit Distributivgesetz



8.4.1 Ableitung mit festem Ziel Z

Gegeben:

- TES, Zielsymbol Z und Regeln $l \rightarrow r$
- Term $t \in T$

Gesucht:

- Ableitung $t \Rightarrow^* Z$

Sei $L(TES, Z) = \{t | t \Rightarrow^* Z\}$

8.4.1 Grundtermersetzungssystem *GTES*

- Grundtermersetzungssystem: Termersetzungssystem, in dessen Regeln $l \rightarrow r$ keine Variablen vorkommen
- *GTES*: Ersetze in Termersetzungsregeln $l \rightarrow r$ von *TES* Variable durch Grundterme (Terme ohne Variablen)
- *GTES* ist Instanz von *TES*, wenn alle Ersetzungsregeln so entstanden sind
- Dann gilt $L(GTES, Z) \subseteq L(TES, Z)$
- Ableitung $t \Rightarrow^* Z$ effizient berechenbar für Grundtermersetzungssysteme
- Gesucht Instanz *GTES* von *TES* mit $L(GTES, Z) = L(TES, Z)$

8.4.1 Termersetzung $\Rightarrow$ Grundtermersetzung

Konstruktion eines *GTES* aus *TES*:

- Prinzip: ersetze Regel $l \rightarrow r$ durch (potentiell unendlich viele) Regeln $l\sigma \rightarrow r\sigma$ für alle benötigten (!) Substitutionen σ
  - Variable stellen Operanden (Unterbäume) dar, daher praktisch bei Codeerzeugung nur endlich viele σ, die die Register, Konstanten, Speicherplätze, ... für Operanden substitutieren
- Test auf Vollständigkeit $L(GTES) = L(TES)$ effizient möglich
- Konstruktion eines *GTES* mit $L(GTES) = L(TES)$ unentscheidbar, aber berechenbar:
  - Es gibt Algorithmen, die ein vollständiges *GTES* aus *TES* erzeugen, falls es existiert (sonst unendliche Laufzeit).

8.4.1 Ableitung $t \Rightarrow^* Z$ für Grundtermersetzungssysteme

- Berechnen einer Ableitung (Überdeckung) durch einen endlichen Baumautomaten.
- $L(GTES)$ ist reguläre Baumsprache - daher durch einen endlichen Baumautomaten akzeptierbar.
- Baumgrammatik $G = (T, N, Z, P)$ und Regeln P der Form $S \rightarrow K(L, R)$ wobei $S \in N, K \in T, L,R \in T \cup N$
- Wie bei regulären Sprachen und endlichen Automaten gilt:
  - Gleichheits-/Inklusions- und Akzeptionsproblem sind entscheidbar.
  - Konstruktion eines deterministischen und minimalen Baumautomaten möglich

8.4.1 Behandlung der Kosten

- Term-Menge $L(A)$ - die Menge der Terme, die ein Baumautomat akzeptiert.
- Bewertete Term-Menge - Jeder Term t liegt mit Kosten c in $L(A)$
- Kosten c ergeben sich aus der Summe der Einzelkosten bei der Ableitung (für nicht akzeptierte Terme ist $c = \infty$).

8.4.1 Akzeption mit Kosten

Berechne eine minimale Überdeckung durch einen endlichen Baumautomaten.

- Konstruktion eines deterministischen Baumautomaten nicht immer möglich, wenn Kosten berücksichtigt werden müssen,
- Konstruktion eines minimalen Baumautomaten mit Kosten effizient möglich

Kapitel 8: Codeerzeugung

0. Einbettung
1. Codeselektion
2. Optimierungen
   - Kurzauswertung
   - Algebraische Vereinfachungen
   - Registerverbrauch bei Ausdrücken
3. Codeauswahl
4. Termersetzung
   - 4.1 Baumautomaten, TES
   - 4.2 BUPM, BURS, BEG
   - 4.3 BEG
5. Registerzuteilung

8.4.2 Bottom-up Pattern Matching – *BUPM*

Hoffmann und O´Donnell (´82)

- Grundtermersetzungssystem,
- Zwischen- und Zielmaschinenprogramm als Bäume repräsentiert,
- Von unten werden Muster im Zwischensprachebaum gefunden,
- Musterabdeckung (mehrdeutig) haben Entsprechungen durch Zielmaschinen-(unter-)bäume,
- Von oben wird kostengünstigste Abdeckung selektiert.

Implementierung durch *BEG*-1 1988,

Entwicklung eines Codegenerators um eine Größenordnung schneller zuverlässiger als handgeschrieben bei gleicher Qualität

8.4.2 Bottom-up Rewrite System – *BURS*

Graham und Pelegrini-Llopart (´88)

- Termersetzungssystem statt Grundtermersetzungssystem,
- Kleinere Spezifikation möglich,
- Findet theoretisch alle Abdeckungen
  - unendlich viele - exponentiell viele sinnvolle
  - Grenzen für Implementierung
- Anschließende Suche nach globalem Optimum (*NP* hart)
- Angenähert durch *A** Suche
  - Implementiert in *CGGG* (Boesler ´98)

8.4.2 Back-End-Generator - *BEG-2*

Emmelmann (´94)

- Spezifikation von Termersetzungssystem,
- aus Termersetzungssystem wird Grundtermersetzungssystem erzeugt, wenn vorhanden,
- Implementierung wie für Grundtermersetzung,

8.4.2 Back-End-Generator - *BEG-2*

Aufteilung in Maschinenbeschreibung und Transformationsregeln.

- Maschinenbeschreibung
  - nur Zielprozessorabhängig
  - keine Variablen in den Termen
  - Schablonen konkreter Maschinenbefehle und Resourcen angegeben

```
R := add R, c
R := add R, c(R)
```

- Transformationsregeln
  - Zielprozessor und Zwischensprachenabhängig
  - Variable erlaubt, werden später durch Resourcen ersetzt
  - bildet Zwischensprache auf Zielsprache ab, auch „optimierende" Transformationen auf der Zwischensprache

```
plus(A,B) --> add A, B
```

- Kostenfunktion
  - nur bei Maschinenbeschreibung zulässig
  - beschreibt Kosten der Maschinenbefehle bzgl. des Optimierungsziels

8.4.2 Back-End-Generator - *BEG-2*

Eingabe:

- Maschinenbeschreibung durch Baumgrammatik G mit Zielsymbol Z
- Transformationsregeln von Zwischen- in Maschinensprache durch Termersetzungssystem TES
- Kostenfunktion c: *Maschinenterm* $\rightarrow$ *Integer*

Ausgabe:

- Grundtermersetzungssystem $GTES$ mit

$$L(GTES,Z) \subseteq L(TES \cup G^{-1},Z)$$

und minimalen Kosten gegeben durch Baumgrammatik, falls existent

8.4.2 Vergleich von Termersetzungs-Verfahren

- Graham-Glanville
  - Durch Hinzufügen von Regeln kann Code besser oder schlechter werden
  - Nicht immer optimale Überdeckung
- BUPM
  - Durch Hinzufügen von Regeln kann Code nur besser werden
  - Findet optimale Überdeckung, aber nur GTES
- BURS
  - Nachweis für Vollständigkeit der Regelmenge nicht entscheidbar
  - Berechnet alle Überdeckungen, benötigt dadurch eine Suchstrategie
- BEG-2
  - Durch Hinzufügen von Regeln kann Code nur besser werden
  - Spezifikation eines TES (mächtiger und kürzere Spezifikationen); automatischer Übergang auf GTES; Vollständigkeit entscheidbar

8.4.2 Vergleich: Makrosubstitution - Termersetzung

- **Makrosubstitution**
  - Generator leicht umzusetzen
  - Ablaufstrategie muss ausprogrammiert werden
  - Keine Kostensteuerung
  - Nur einstufige Ersetzungen
  - Nur geeignet nur wenn Zwischen und Zielsprache sehr ähnlich sind
- **Termersetzung**
  - Generator enthält ja nach Verfahren sehr komplizierte Algorithmen
  - Automatische Suchstrategie, durch Modularität des an den Regeln haftenden Codes
  - Es gibt Möglichkeit zur Kostensteuerung Verfahren
  - Mehrstufige Ersetzungsschritte möglich
  - Spezifikation auch bei größeren Regelen traktabel

8.4.2 Praxis: Wer setzt welche Verfahren ein?

- Jikes-RVM: Bottom-Up Rewrite System (BURS)
  Abgeleitet von Iburg. Siehe: "Engineering a Simple, Efficient Code-Generator Generator" by Fraser, Hanson, and Proebsting, LOPLAS 1 (3), Sept. 1992.
- Borland Pascal, Delphie vermutlich: BEG
  http://www.hei.biz/Products.html
- Watcom (OpenWatcom compiler): sieht handgeschrieben aus
- GCC: ???
- Microsoft C: ???
- Intel C: ???

8.4.2 BEG - Generierte Code-Generatoren für ZS-Mobil

Prozessor	Zeilen	Größe in *KB*	Anzahl der Regeln	Betriebssystem
Sparc	2000	50	140	Sun *OS*, Solaris
i386	4000	100	280	Linux, Free*BSD*
MIPS (*R*3000 – *R*10000)	1500	46	130	Ultrix, Irix
Power*PC*	3600	74	200	Parix
DEC-Alpha	1500	40	150	*OSF* / 1

8.4.2 Handgeschriebene Code-Generatoren

Prozessor	Zeilen	Größe in *KB*
68020	13000	450
VAX	15000	650

Kapitel 8: Codeerzeugug

8.4.3 BEG Beispiel - Spezifikation

Maschinenbeschreibung
Baumgrammatik

(1)	R ::=add (R, Ea)	4
(2)	R ::=mov (Ea)	2
(3)	R ::=bb	
(4)	Ea::=R	
(5)	Ea::=c	
(6)	Ea::=di (R, c)	

Abbildungsbeschreibung
Termersetzungssystem

(a1) plus (A,B)	$\rightarrow$	add (A,B)
(a2) A	$\rightarrow$	mov (A)
(a3) cont(plus(A,B))	$\rightarrow$	di (A,B)
(a4) plus(A,B)	$\rightarrow$	plus (B,A)

Initiales TES

Zum besseren Verständnis ist diese Spezifikation nur partiell und nicht in der BEG-Syntax verfasst.

8.4.3 Beispiel – Resultierendes TES

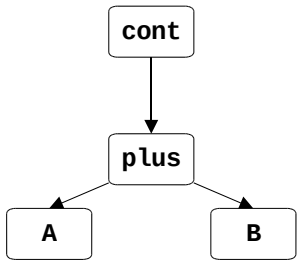
Entsteht aus der Spezifikation durch umdrehen der Maschinenbeschreibung und hinzufügen des initialen TES.

(1)	add (R, Ea)	$\rightarrow$	R
(2)	mov (Ea)	$\rightarrow$	R
(3)	bb	$\rightarrow$	R
(4)	R	$\rightarrow$	Ea
(5)	c	$\rightarrow$	Ea
(6)	di (R, c)	$\rightarrow$	Ea
(a1)	plus (A,B)	$\rightarrow$	add (A,B)
(a2)	A	$\rightarrow$	mov (A)
(a3)	cont(plus(A,B))	$\rightarrow$	di (A,B)
(a4)	plus(A,B)	$\rightarrow$	plus (B,A)

8.4.3 Beispiel - Regeln (a1) und (a3) von *TES*

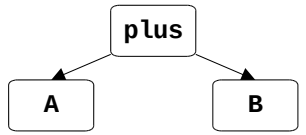
Zwischensprachterme und Zielprogramm:

(a3)




```
di  A, B
```

(a1)




```
add A, B
```

8.4.3 Beispiel – Resultierendes GTES

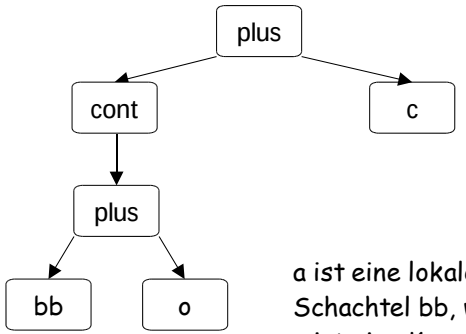
Anmerkung: offenbar werden alle Variablen mit den Ressourcen der Maschinenbeschreibung instantiiert.
Dieses GTES ist vollständig, aber nicht optimal bezüglich der Kosten.

(1)	add (R, Ea)	$\rightarrow$	R
(2)	mov (Ea)	$\rightarrow$	R
(3)	bb	$\rightarrow$	R
(4)	R	$\rightarrow$	Ea
(5)	c	$\rightarrow$	Ea
(6)	di (R, c)	$\rightarrow$	Ea
(g1)	plus (R,Ea)	$\rightarrow$	add (R,Ea)
(g2)	Ea	$\rightarrow$	mov (Ea)
(g3)	cont(plus(R,c))	$\rightarrow$	di (R,c)
(g4)	plus(c,R)	$\rightarrow$	plus (R,c)

8.4.3 Beispiel – Resultierender Baumautomat mit Kostenbewertung

Nr	Regel	Kosten	Aktion
(1)	Ea $\rightarrow$R	2	R_1:=mov(Ea_1)
(2)	plus(R Ea) $\rightarrow$R	4	R_1^2:=add(R_1^1,Ea_1)
(3)	plus(Ea R) $\rightarrow$R	4	R_1^2:=add(R_1^1,Ea_1)
(4)	bb() $\rightarrow$R	0	R_1:=bb()
(5)	R $\rightarrow$Ea	0	Ea_1:=R_1
(6)	cont(P) $\rightarrow$Ea	0	Ea_1:=di(P_1,P_2)
(7)	c() $\rightarrow$Ea	0	Ea_1:=c()
(8)	c() $\rightarrow$ Y	0	Y_1:=c()
(9)	plus(R Y)$\rightarrow$P	0	P_1:=R_1; P_2:=Y_1
(10)	plus(Y R)$\rightarrow$P	0	P_1:=R_1; P_2:=Y_1

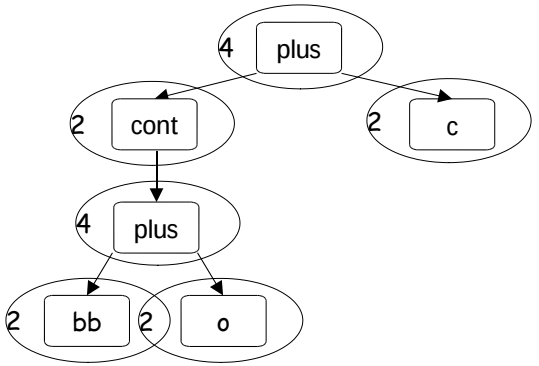
8.4.3 Beispiel - Zwischensprachterm für *a+c*



a ist eine lokale Variable in der Schachtel bb, wobei: o := offset(bb, a)
c ist eine Konstante

8.4.2 Beispiel - „dumme" Überdeckung und Zielprogramm

Gesamtkosten 16:

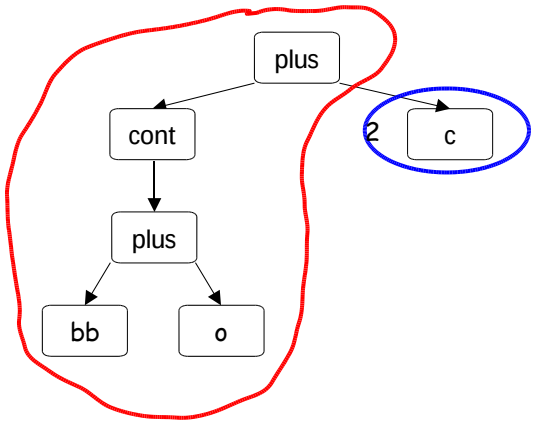


Maschinencode durch Makroxepansion:

```
R1 := mov bb
R2 := mov o
R2 := add R1, R2
R2 := mov di(R2, 0)
R1 := mov c
R1 := add R2, R1
```

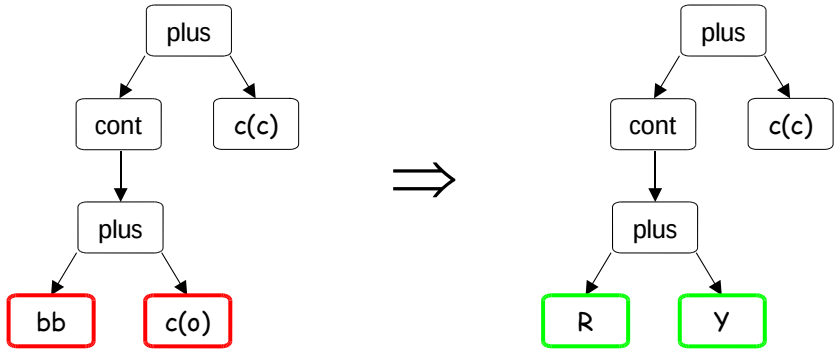
8.4.2 Beispiel – Effizientere Überdeckung und Programm

Gesamtkosten 6:

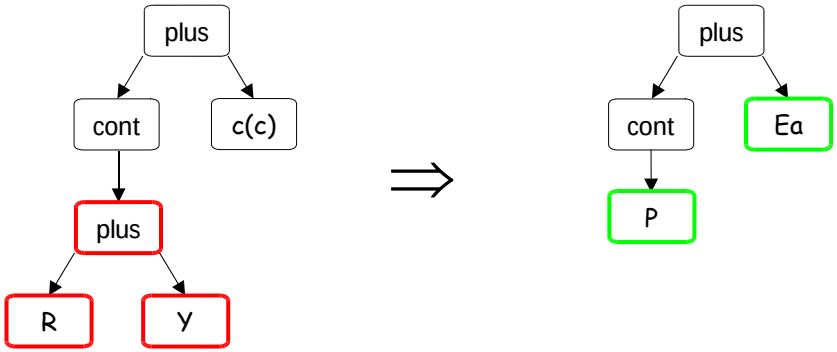



```
R1 := mov c
R1 := add R1, di(bb, o)
```

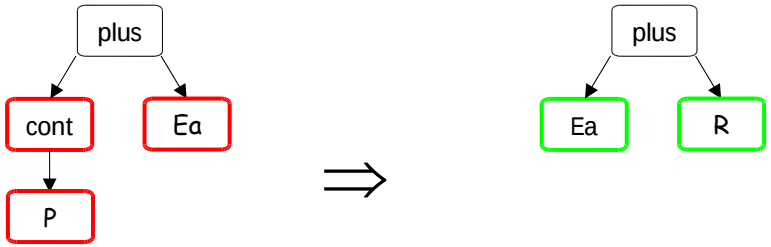

8.4.2 Beispiel – Regel 4 & 8



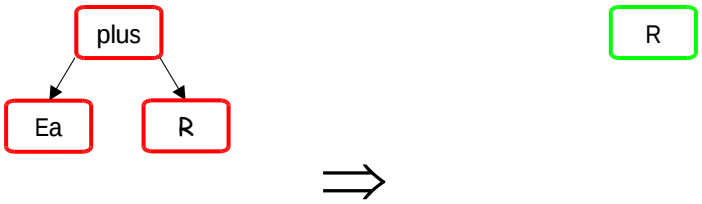
8.4.2 Beispiel - Regel 7 & 9



8.4.2 Beispiel – Regel 1 & 6



8.4.2 Beispiel – Regel 3



8.4.3 BEG -Spezifikation

Zwischensprachdefinition

- Nichtterminale
- Operatoren

Maschinenbeschreibung

- Register
- Nichtterminale

Überdeckungsregeln

- Term RULE ...
- Kosten COST ...
- zu generierender Code EMIT ...
- direkt auszuwertender Code EVAL ...
- Ort des Resultats TARGET ...

8.4.3 BEG - Zwischensprache

```
INTERMEDIATE_REPRESENTATION

NONTERMINALS
   BArg;

OPERATORS
BBase                                  -> BArg;
BConst ( value: long )                 -> BArg;
BCntent                    BArg        -> BArg;
BPlus                      BArg + BArg -> BArg;
BSet                Barg * BArg;
```


8.4.3 BEG - Maschinensprache

```
MACHINE_DESCRIPTION

REGISTERS
   (* Ganzzahl-Register 32bit *)
   eax, ebx, ecx, edx,
   (* Basepointer *)
   ebp, ... ;
NONTERMINALS
   (* general purpose registers *)
   reg       REGISTERS < eax..esp >;
   (* value *)
   immediate ADRMODE
                     COND_ATTRIBUTES ( imm : tImmediate );
   (* base, offset *)
   address   ADRMODE ( ma : tMemAddress );
```

8.4.3 BEG - Abdeckungen

```
RULE immediate -> reg;
CONDITION { s.imm.value == 0 }
COST 1;
EMIT   {.      xorl {r reg}, {r reg} }
RULE immediate -> reg;
COST 2;
EMIT   {.      movl \${i immediate.imm}, {r reg} }
RULE reg -> address
COST 0;
EMIT   {       address.ma.base = reg;
               address.ma.offset = 0; }
RULE immediate -> address;
COST 0;
EMIT   {       address.ma.base = 0;
               address.ma.offset = immediate.imm.value; }
RULE address -> reg;
COST 2;
EMIT   {.      leal {a address.ma}, {r reg} }
```


8.4.3 BEG - Abdeckungen

```
RULE Bconst -> immediate;
COST 0;
EVAL   {       immediate. imm. value = BConst. value; }
RULE Bcontent address -> reg;
COST 4;
EMIT   {.      movl {a address.ma}, {r reg} }
RULE Bplus address.a address.b -> address.c;
CONDITION {a.ma.base == 0 || b.ma.base == 0}
COST 0
EMIT   {       c.ma.base = a.ma.base ? a.ma.base : b.ma.base;
               c.ma.offset = a.ma.offset + b.ma.offset; }
RULE Bplus reg.a reg.b -> reg;
COST 2;
TARGET b;
EMIT   {.      addl {r a}, {r b} }
RULE Bbase -> reg<epb>;
COST 0;
```


Kapitel 8: Codeerzeugug

8.5 Registerzuteilung

- Prinzip: alle Register nach Möglichkeit gleich behandeln
- Unterscheide Register nach:
  - Gebrauch durch Hardware festgelegt
    - Befehlszähler,
    - Bedingungsanzeige,
    - Gleitpunkt-/allgemeine Register,
    - Adreßregister, ...
  - Gebrauch durch Konventionen Laufzeitsystem festgelegt
  - freie Register
- Zuteilung freier Register (konventionell):
- optimierte globale Registerzuteilung durch Graphfärbung
- in der Praxis Mischung aus konventioneller und optimierter Zuteilung

8.5 Registerzuteilung II

Möglichkeiten:

- Nach Codeselektion
  - Kosten in Codeselektion von Registerzuteilung abhängig,
  - Auslagerungscode von Registerzuteilung abhängig
  - Bestimmter Code nur mit bestimmten Registern auswählbar
- Vor Codeselektion
  - Codeselektion definiert Anzahl der benötigten Register
  - Manche Werte werden nie explizit berechnet, z.B. Werte auf Adressierungspfaden
- Codeselektion - Registerzuteilung - Codeselektion
- Während der Codeselektion (*on-the-fly*)

8.5 Partitionierung des Registersatzes

(1) Dringend (in Register) verfügbare Werte:
Kellerpegel, Schachtelzeiger, Haldenpegel, usw.

(2) Globale Werte - (Prozedur-)globale Zuteilung

(3) Zwischenergebnisse in Ausdrucksbäumen
- mindestens 4-5 Register freihalten
- on-*the-fly* zuteilen:
  - Verfolgung Lebensdauer während Codeselektion
  - funktioniert nur innerhalb eines Grundblocks (lokale Registerzuteilung)

8.5 globale Registerzuteilung mit Graphfärbung

Prinzip (Chaitin 1981):

- konstruiere für jede Prozedur einen Unverträglichkeitsgraph: Ecken sind alle Register und alle Berechnungen von Ergebnissen, die in Registern gehalten werden sollen.
- Ecken e, e' durch Kante verbinden, wenn sie nicht gleichzeitig dasselbe Register belegen können
  - Grund der Unverträglichkeit: überlappende Lebensdauer.
  - Information: Definition und Benutzung von Werten
- Graphfärbung mit minimaler Farbanzahl (chromatische Zahl $\chi(G)$) liefert die Minimalanzahl benötigter Register und gleichzeitig die Registerzuordnung.

Aber: Bestimmung der chromatischen Zahl ist NP-vollständig

8.5 Globale Registerzuteilung

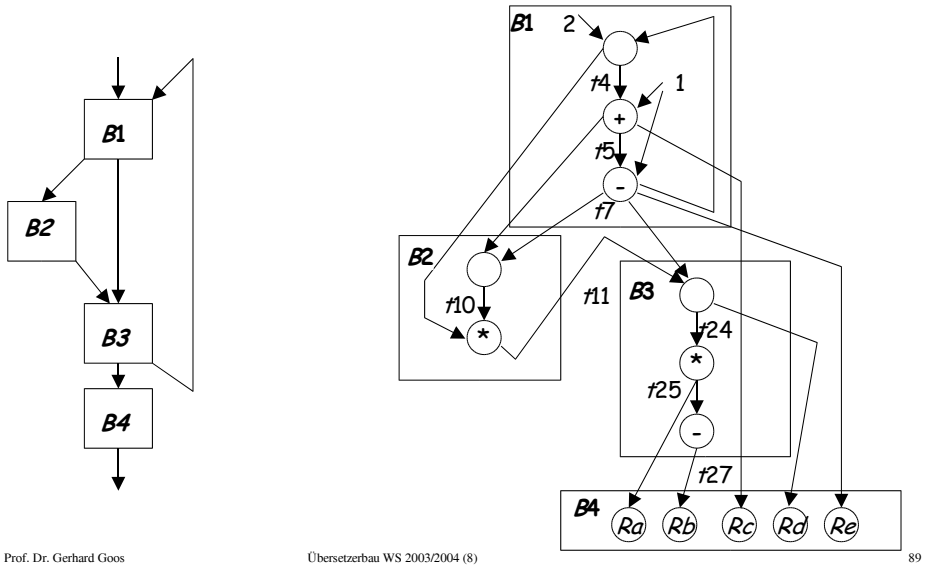
Register-Interferenz-Graph:

- Ungerichtet
- Ecken: symbolische Register - Werte sind Tripelnummern (aus Wertnumerierung)
- Kanten zwischen Ecken, die gleichzeitig aktiven Werten entsprechen

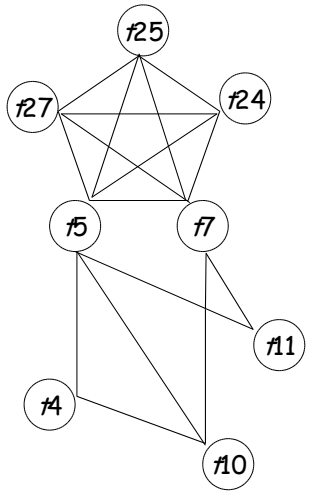
Konstruktion des Register-Interferenz-Graphen:

- Berechne Lebenszeiten der Werte(-nummern) in den einzelnen Blöcken
- Definition-Benutzungs-Information dadurch explizit
- Registerinterferenz direkt bestimmbar

8.5 Grundblockgraph und Lebenszeiten von Wertenummern



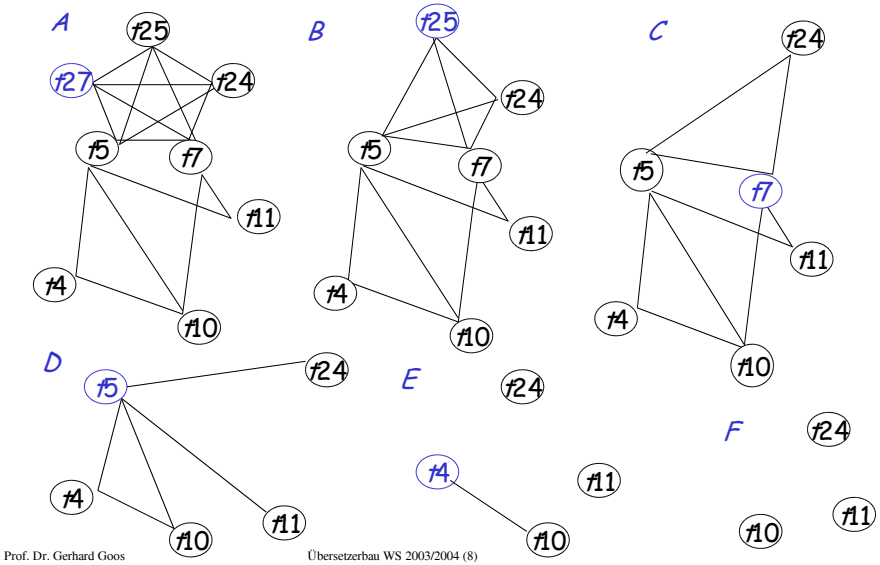
8.5 Register-Interferenz-Graph



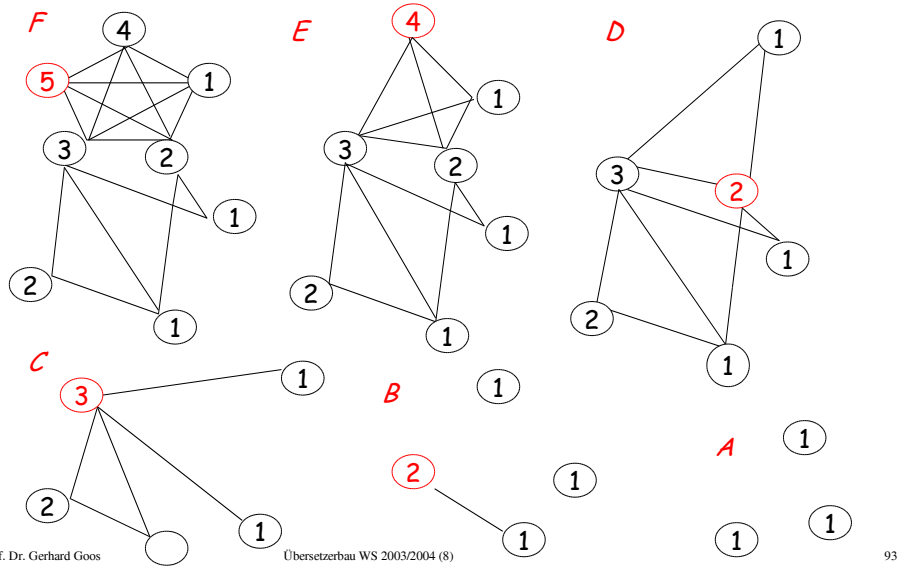
8.5 Graphenfärben

- Ist Register-Interferenz-Graph mit k = Anzahl der Register färbbar? (NP-vollständig)
- Hinreichendes Kriterium: Heuristik mit linearem Aufwand:
  (1) Wähle Ecke e mit größtem Grad < k aus.
  (2) Nicht möglich? Ausgabe: Weiß nicht, ob k-färbbar.
  (3) Sonst eliminiere e und seine Kanten.
  (4) Gehe zu (1) wenn Graph nicht leer.
  (5) Sonst Ausgabe: k-färbbar.
- Färbung in umgekehrter Eliminierungsfolge berechnen.

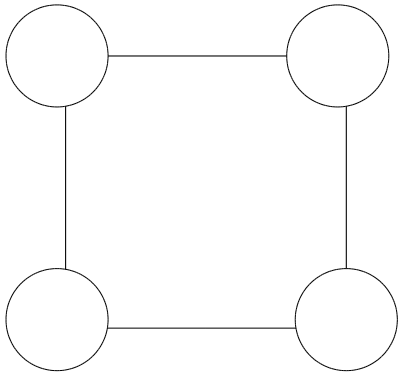
8.5 Elimination der Ecken bei $k = 5$



8.5 Färbung der Ecken in umgekehrter Reihenfolge



8.5 Offensichtlich 2-färbbar aber Heuristik scheitert



Heuristik unterstellt, daß alle Nachbarecken unterschiedliche Farben haben müssen

8.5 Färbung nicht gefunden

- Eliminiere eine Ecke m aus Register-Interferenz-Graph
- Entsprechender Wert wird ausgelagert (und belegt dann kein Register)
- Neuer Versuch: Graphenfärben des Rest-Register-Interferenz-Graphen
- Auswahl von m heuristisch siehe (1) - (4), nächste Folie

8.5 Register auslagern

- Genügen die Register nicht („Registerdruck zu hoch", Graph nicht k-färbbar), so müssen Werte in den Speicher ausgelagert werden
- Auswahl der auszulagernden Werte (Rangfolge):
  - (1) Wert kann mit einem (oder wenigen) Befehlen aus anderen Registerinhalten wieder berechnet werden
  - (2) Wert schon im Speicher vorhanden oder mit einem Speicherzugriff wiederberechenbar
  - (3) Wert wird möglichst lange nicht benötigt
  - (4) Wert interferiert mit vielen anderen
- (1) und (2): kein Auslagern nötig, (3) nur angenähert beurteilbar, z.B. innerhalb eines Grundblocks
- Probleme:
  - Auslagern kann während der Registerzuteilung, aber auch danach nötig werden, z.B. während Befehlsanordnung
  - Befehlsanordnung kann die Bedingungen verändern