ulm university universität ulm

Compiler für Eingebettete Systeme

[CS7506]

Sommersemester 2014

Heiko Falk

Institut für Eingebettete Systeme/Echtzeitsysteme
Ingenieurwissenschaften und Informatik
Universität Ulm

ulm university universität ulm

Kapitel 6

Instruktionsauswahl

Inhalte der Vorlesung

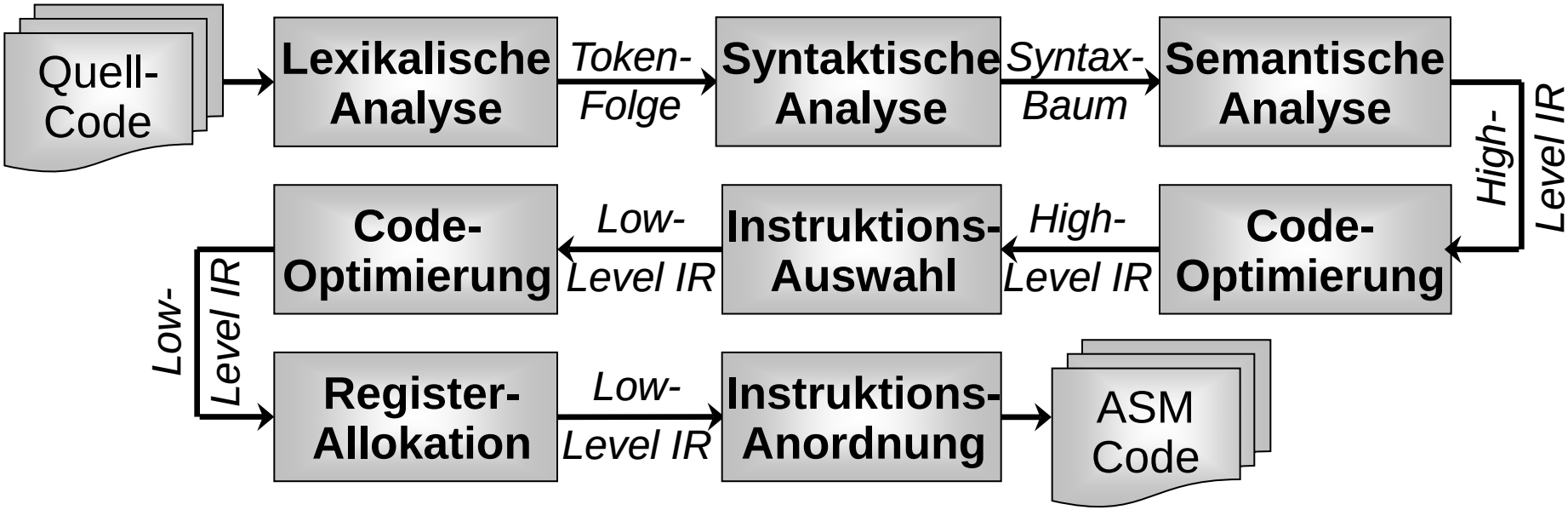
1. Einordnung & Motivation der Vorlesung
2. Compiler für Eingebettete Systeme – Anforderungen & Abhängigkeiten
3. Interner Aufbau von Compilern
4. Prepass-Optimierungen
5. HIR Optimierungen und Transformationen
6. **Instruktionsauswahl**
7. LIR Optimierungen und Transformationen
8. Register-Allokation
9. Compiler zur $WCET_{EST}$-Minimierung
10. Ausblick

Inhalte des Kapitels

6. Instruktionsauswahl

- Einführung
  - Rolle der Instruktionsauswahl
  - Datenflussgraphen
  - Code-Generator-Generatoren
- Baum-Überdeckung mit Dynamischer Programmierung
  - Zerlegung von Datenflussgraphen in Datenflussbäume
  - Baum-Überdeckung
  - *Tree Pattern Matching* Algorithmus
  - Baum-Grammatiken zur regel-basierten Ableitung von Code
- Diskussion

Rolle der Instruktionsauswahl



Instruktionsauswahl

- Auswahl von Maschinenbefehlen zur Implementierung der IR
- „Herz“ des Compilers, das eigentliche Übersetzung von Quell- in Zielsprache vornimmt

Funktion und Ziele

Synonyme

– *Instruktionsauswahl*, *Code-Selektion* und *Code-Generierung* werden oft gleichbedeutend verwendet.

Ein- & Ausgabe der Instruktionsauswahl

– Eingabe: Eine zu übersetzende Zwischendarstellung *IR*
– Ausgabe: Ein Programm *P(IR)*
(meist in Assembler- oder Maschinencode, oft auch eine andere IR)

Randbedingungen der Instruktionsauswahl

– *P(IR)* muss semantisch äquivalent zu *IR* sein
– *P(IR)* muss effizient hinsichtlich einer Zielfunktion sein

Datenflussgraphen

Was genau ist „semantische Äquivalenz zu IR“...?

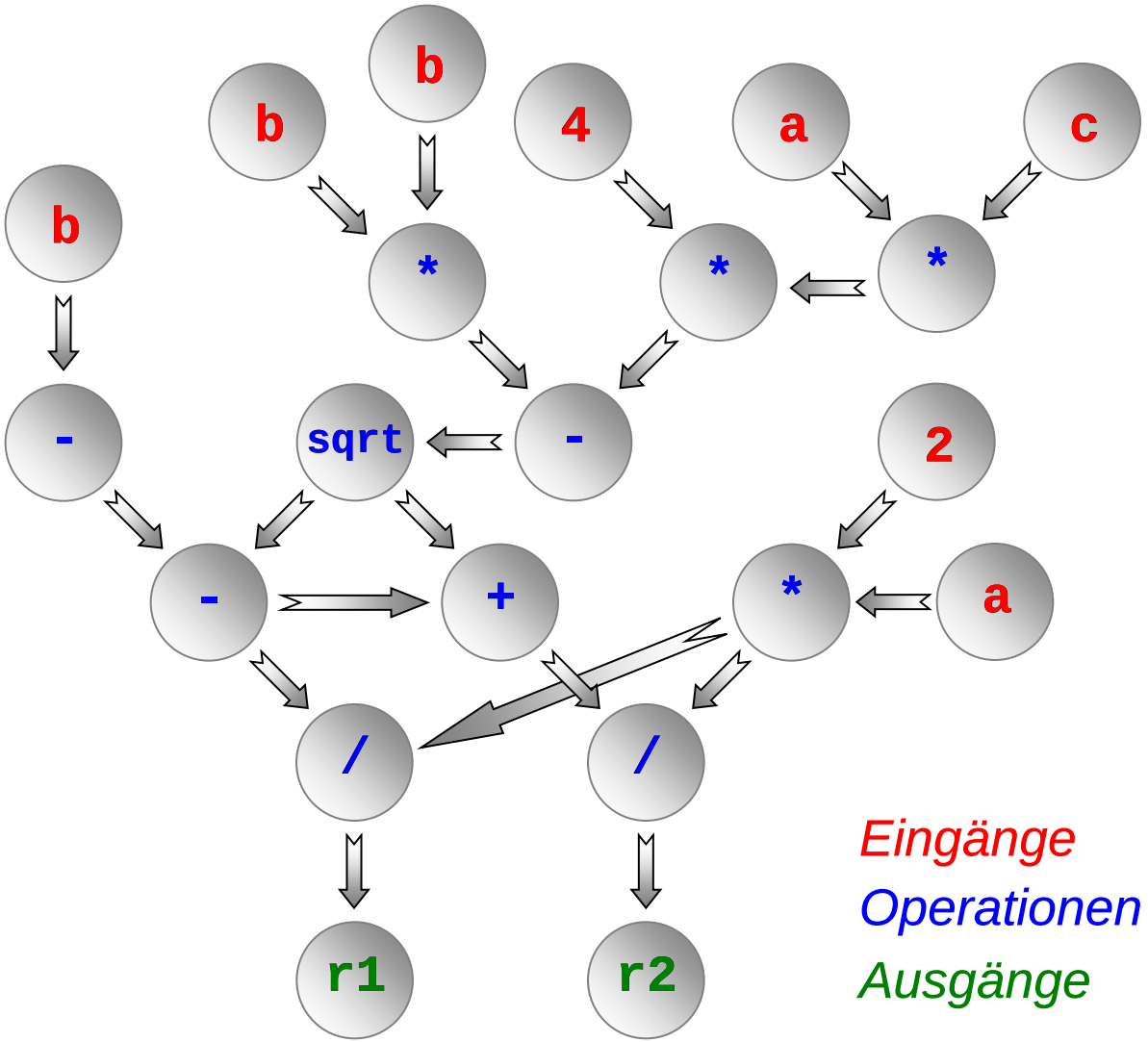
– *P(IR)* muss zu *IR* äquivalenten Datenfluss haben, unter Berücksichtigung der durch den Kontrollfluss festgelegten Abhängigkeiten.

Definition (Datenflussgraph):
Sei $B = (I_1, ..., I_n)$ ein Basisblock *(☞ Kapitel 3)*. Der *Datenflussgraph (DFG)* zu *B* ist ein gerichteter azyklischer Graph $DFG = (V, E)$ mit

– Knoten $v \in V$ repräsentiert entweder
  – einen Eingangswert in *B* (Eingangsvariable, Konstante)
  – oder eine einzelne Operation innerhalb von $I_1, ..., I_n$
  – oder einen Ausgangswert von *B*
– Kante $e = (v_i, v_j) \in E \Leftrightarrow v_j$ benutzt von v_i berechnete Daten

Beispiel-DFG

```
t1 = a * c;
t2 = 4 * t1;
t3 = b * b;
t4 = t3 – t2;
t5 = sqrt( t4 );
t6 = -b;
t7 = t6 – t5;
t8 = t7 + t5;
t9 = 2 * a;
r1 = t7 / t9;
r2 = t8 / t9;
```



Instruktionsauswahl

Ziel und Aufgabe

– Überdecken der Knoten aller DFGs von *IR* mit semantisch äquivalenten Operationen der Zielsprache

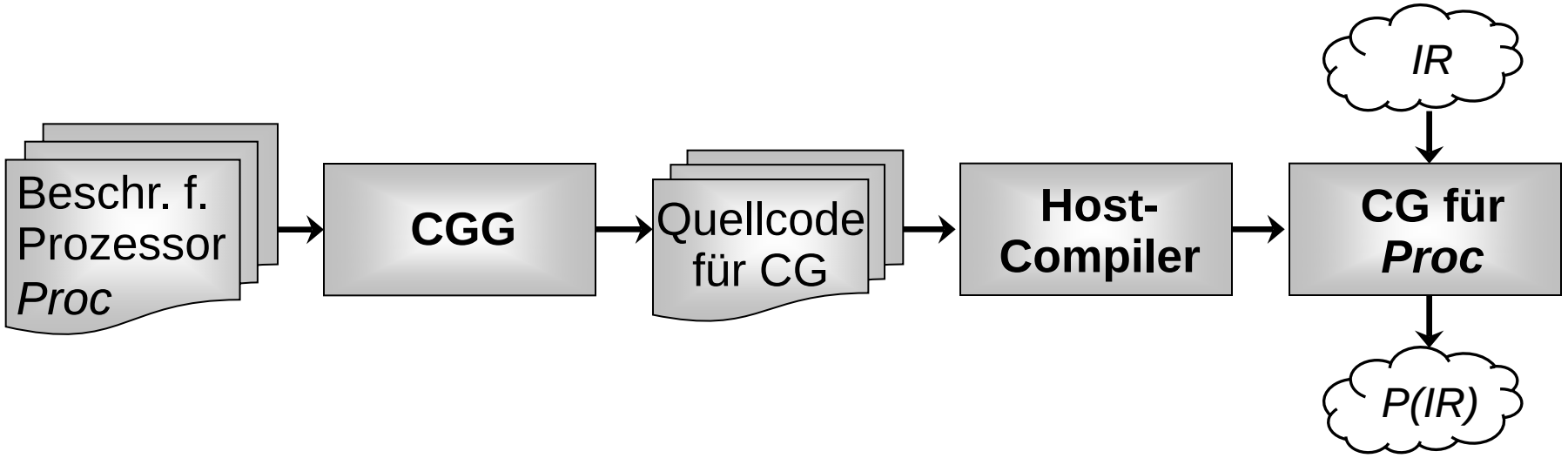
Implementierung eines Code-Generators

– Nicht-triviale, stark vom Ziel-Prozessor abhängige Aufgabe
– Per-Hand-Implementierung eines Code-Generators bei Komplexität heutiger Prozessoren nicht mehr vertretbar
☞ Statt dessen: Verwendung sog. *Code-Generator-Generatoren*

Code-Generator-Generatoren

Ablauf

- Sog. *Meta-Programme*, d.h. Programme, die Programme als Ausgabe erzeugen.
- Ein Code-Generator-Generator *(CGG)* erhält eine Prozessor-Beschreibung als Eingabe und erzeugt daraus einen Code-Generator *(CG)* für eben diesen Prozessor



Inhalte des Kapitels

6. Instruktionsauswahl

- Einführung
  - Rolle der Instruktionsauswahl
  - Datenflussgraphen
  - Code-Generator-Generatoren
- Baum-Überdeckung mit Dynamischer Programmierung
  - Zerlegung von Datenflussgraphen in Datenflussbäume
  - Baum-Überdeckung
  - *Tree Pattern Matching* Algorithmus
  - Baum-Grammatiken zur regel-basierten Ableitung von Code
- Diskussion

Tree Pattern Matching (TPM)

Motivation

– Überdeckung von Datenflussgraphen polynomiell reduzierbar auf 3-SAT

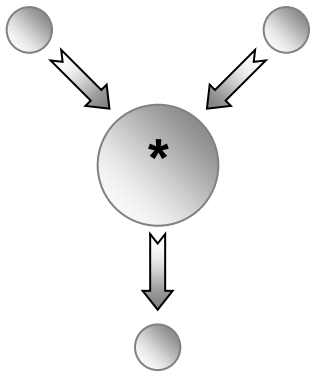
> *[**J. Bruno, R. Sethi,** Code generation for a one-register machine, Journal of the ACM 23(3), Jul 1976]*

☞ Optimale Instruktionsauswahl ist NP-vollständig

– ***Aber:*** Maschinenoperationen üblicher Prozessoren haben typischerweise baumförmigen Datenfluss

☞ ***Baum-basierte Instruktionsauswahl***

– Optimale baum-basierte Instruktionsauswahl effizient in polynomieller Laufzeit lösbar



Ablauf des *Tree Pattern Matching*

Gegeben

– Eine zu übersetzende Zwischendarstellung *IR*

Vorgehensweise

– Programm $P = \emptyset$;
– Für jeden Basisblock *B* aus *IR*:
  – Bestimmte Datenflussgraph *D* von *B*
  – Zerlege *D* in einzelne Datenflussbäume *(data flow tree, DFT)* $T_1, ..., T_N$
  – Für jeden DFT T_i:
    – $P = P \cup \{$ Optimaler Code aus Baum-Überdeckung von $T_i \}$
– Gebe *P* zurück

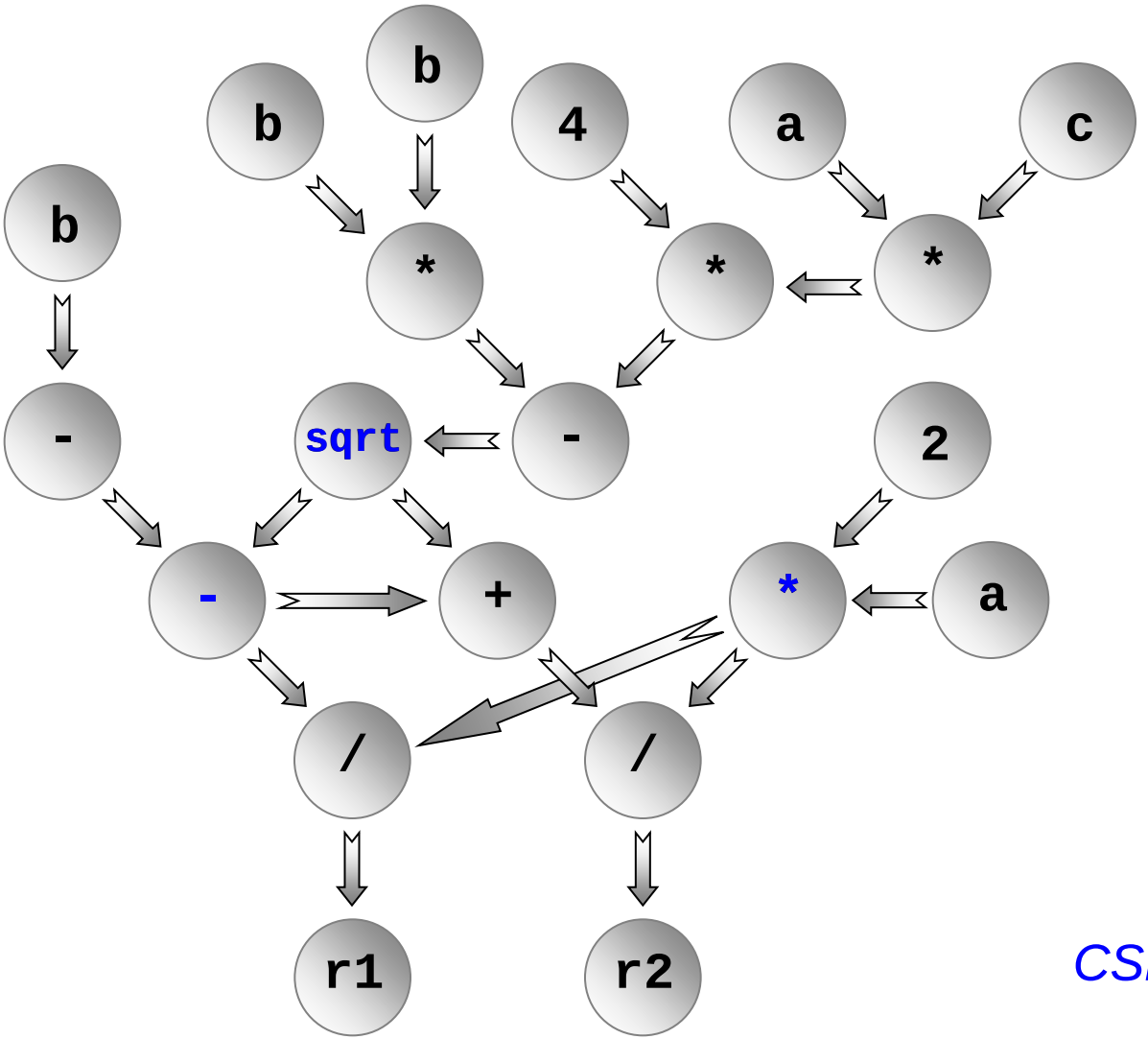
Zerlegung eines DFGs in DFTs

Definition (Gemeinsamer Teilausdruck):
Sei *DFG* = (*V*, *E*) ein Datenflussgraph.
Ein Knoten $v \in V$ mit mehr als einer ausgehenden Kante im DFG heißt *Gemeinsamer Teilausdruck (Common Subexpression, CSE)*.

Definition (Datenflussbaum):
Ein Datenflussgraph *DFG* = (*V*, *E*) ohne CSEs heißt *Datenflussbaum (Data Flow Tree, DFT)*.

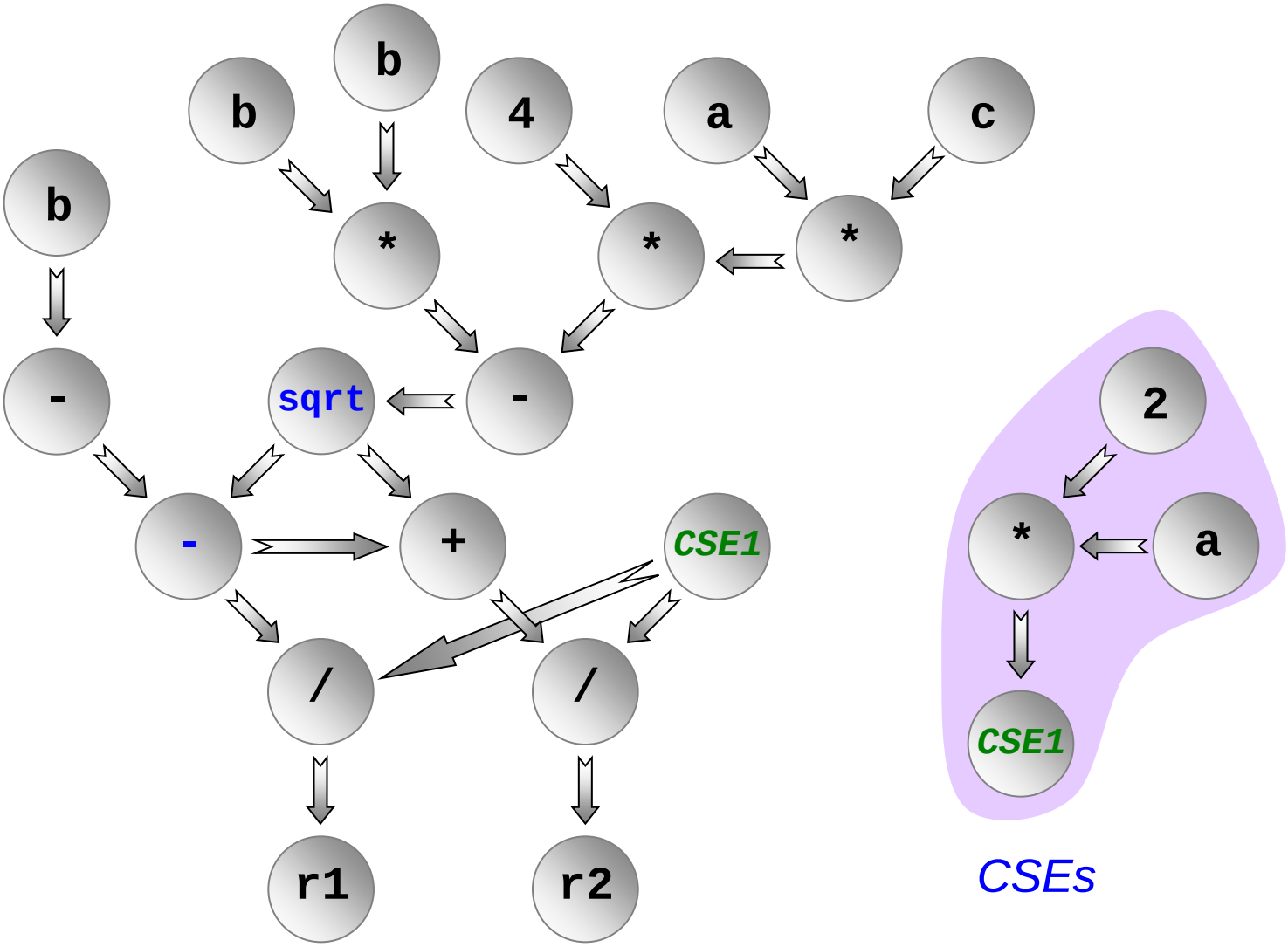
☞ **DFG-Zerlegung**
- Aufspaltung des DFGs in DFTs entlang der CSEs
- Für jede CSE: Hilfsknoten in resultierenden Bäumen einfügen

Beispiel-DFG (1)

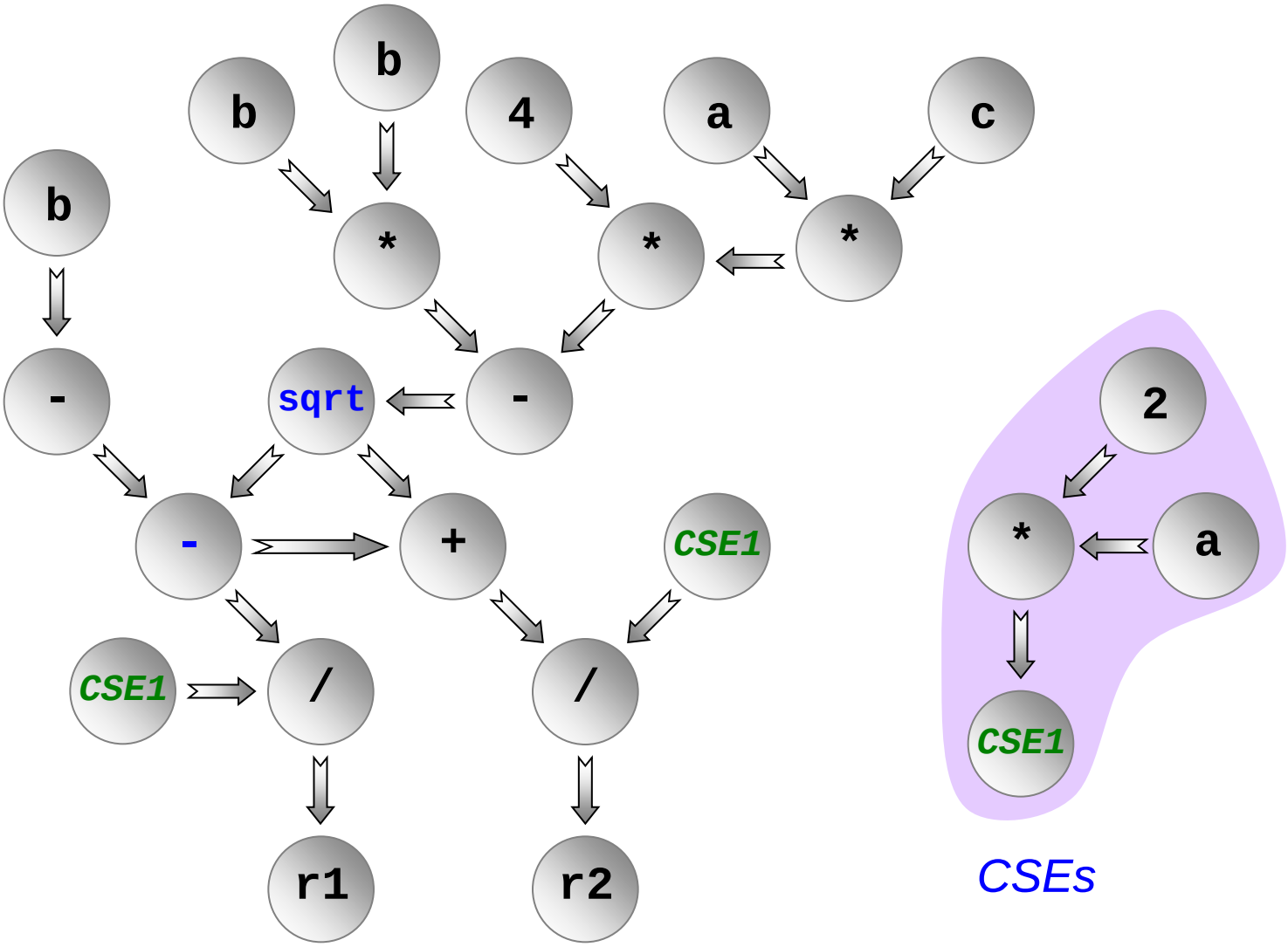


CSEs

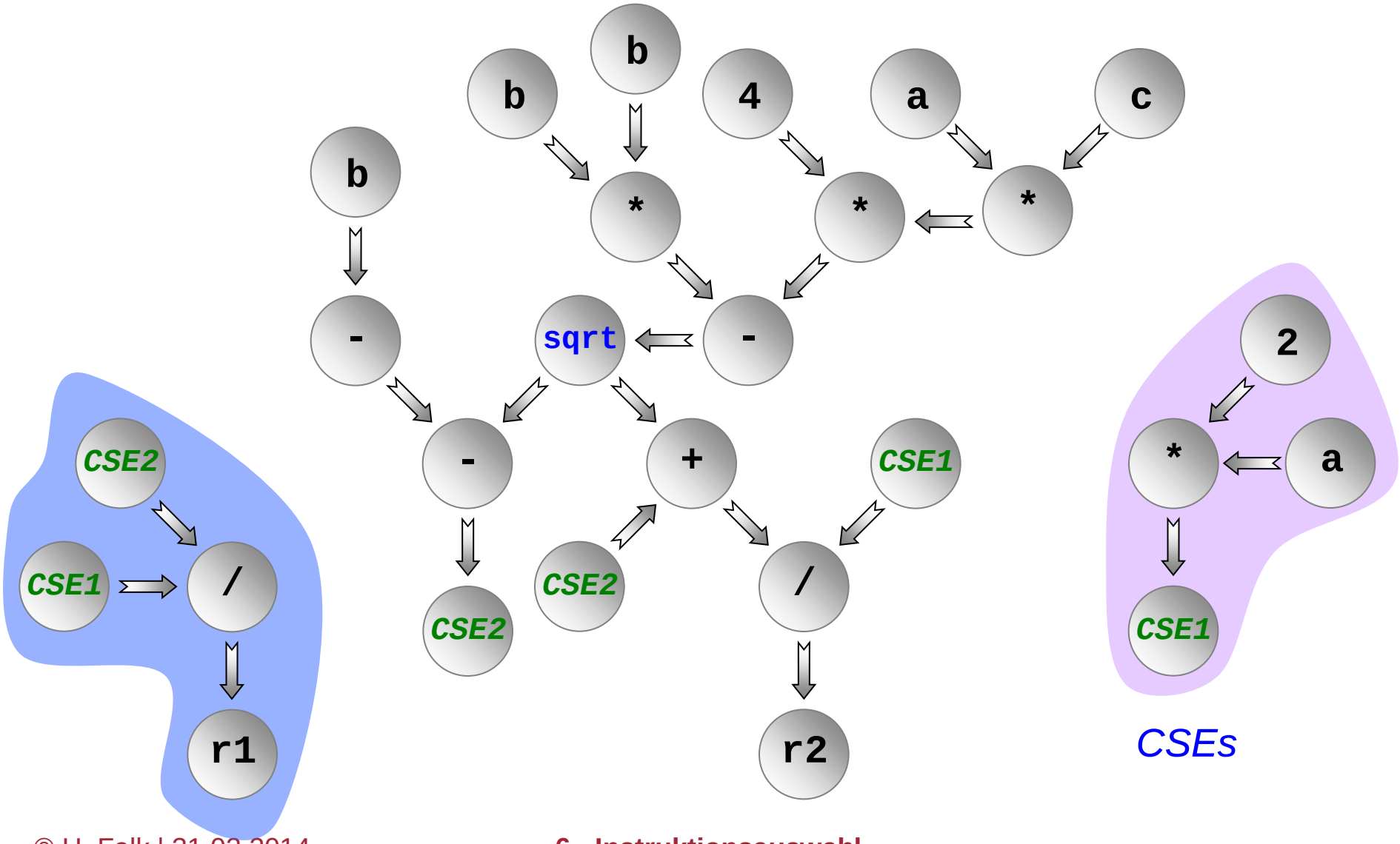
Beispiel-DFG (2)



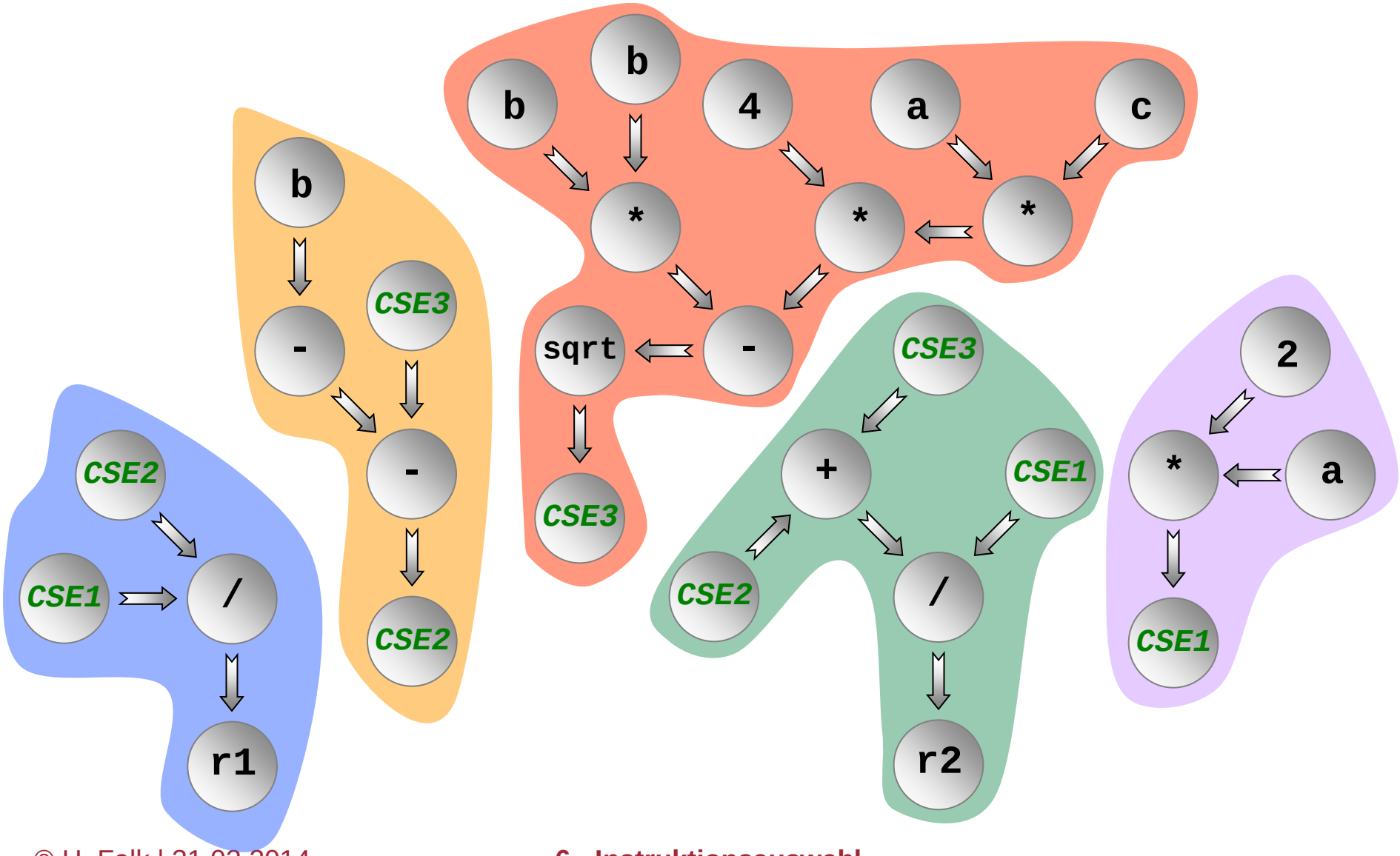
Beispiel-DFG (3)



Beispiel-DFG (4)



Beispiel-DFG (5)



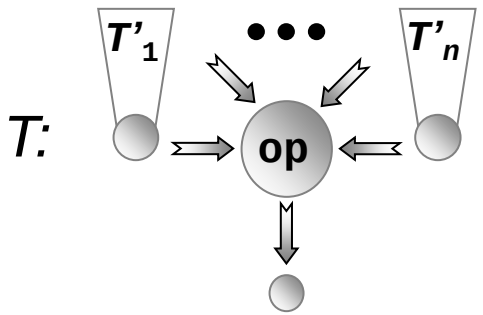
Baum-Überdeckung *(Tree Cover)*

Definition (Baum-Überdeckung durch Operationsfolge):

Sei $T = (V, E)$ ein DFT, $S = (o_1, ..., o_N)$ eine Folge von Maschinenoperationen. Die letzte Operation o_N habe das Format $\mathbf{d} \leftarrow \mathbf{op}(\mathbf{s}_1, ..., \mathbf{s}_n)$. $S'_1, ..., S'_n$ bezeichne die Teilfolgen von S, die jeweils die Operanden $\mathbf{s}_1, ..., \mathbf{s}_n$ von o_N berechnen.

S überdeckt T genau dann, wenn

– Operator **op** der Wurzel von T entspricht, T sich also wie folgt darstellen lässt:



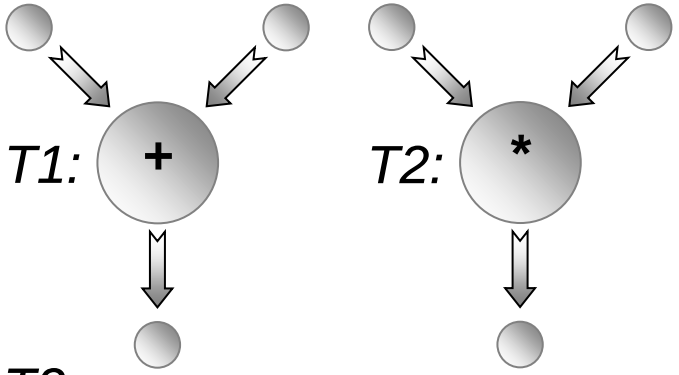
– und wenn alle S'_i jeweils T'_i überdecken $(1 \le i \le n)$.

Beispiele für Überdeckungen

TriCore-Befehlssatz:

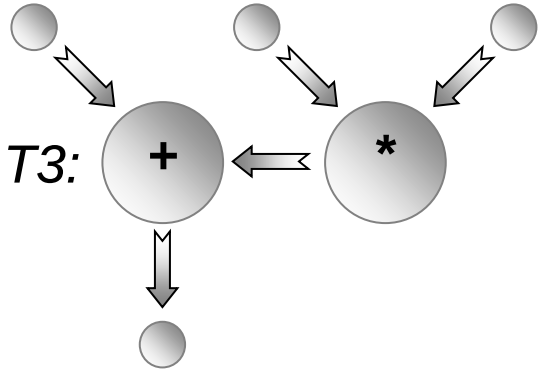
`add Dc, Da, Db`	*(Dc = Da + Db)*
`mul Dc, Da, Db`	*(Dc = Da * Db)*
`madd Dc, Dd, Da, Db`	*(Dc = Dd + Da * Db)*

Datenflussbäume:



- Operation **`add %d4, %d8, %d9`** überdeckt *T1*
- Operation **`mul %d10, %d11, %d12`** überdeckt *T2*

- *Auch klar:* Operationsfolge
  `mul %d10, %d11, %d12`
  `add %d4, %d8, %d10` überdeckt *T3*
- *Zusätzlich:* Einelementige Folge
  `madd %d4, %d8, %d11, %d12` überdeckt *T3* auch.



Tree Pattern Matching Algorithmus (1)

Gegeben

- DFT $T = (V, E)$, Knoten $v_0 \in V$ sei Ausgang von T
- Menge O aller Maschinen-Operationen o im Befehlssatz des Ziel-Prozessors
- Kostenfunktion c: $O \rightarrow \mathbb{N}$ (z.B. Größe jeder Operation in Bytes)
- Anzahl $K \in \mathbb{N}$ aller Register des Ziel-Prozessors

Datenstrukturen

- Feld $C[j][v]$: Enthält für jeden Knoten $v \in V$ die minimalen Kosten gemäß Kostenfunktion c, wenn zur Berechnung des Teilbaums von T mit Wurzel v insgesamt j Register zur Verfügung stehen.
- Feld $M[j][v]$: Enthält für jeden Knoten $v \in V$ die kostenoptimale Maschinen-Operation aus O und optimale Operanden-Reihenfolge, wenn insges. j Register zur Verfügung stehen.

Tree Pattern Matching Algorithmus (2)

Ablauf – `TPM(` *`DFT`* *`T`* `):`

- initialize(*T*);
- computeCosts(*T*);
- generateCode(*T*, *K*);

Phase 1 – `initialize(` *`DFT`* *`T`* `):`

- Für alle verfügbaren Register $1 \leq j \leq K$ und für alle Knoten $v \in V$:

$$C[j][v] = \begin{cases} 0 & \text{falls } v \text{ Eingang von } T \\ \infty & \text{sonst} \end{cases}$$

- Für alle verfügbaren Register $1 \leq j \leq K$ und für alle Knoten $v \in V$:

$$M[j][v] = (\emptyset, \emptyset)$$

Tree Pattern Matching Algorithmus (3)

Phase 2 – `computeCosts(` *`DFT T`* `):`

- Für alle Knoten $v \in V$ in Postorder-Folge, ausgehend von Wurzel v_0:
  - Sei T' der Teilbaum von T mit aktuellem Knoten v als Wurzel
  - Für alle Operationen $o \in O$, die v überdecken:
    - Zerlege T' anhand von o in Teilbäume T'_1, ..., T'_n mit jeweiligen Wurzeln v'_1, ..., v'_n gemäß *Tree Cover*-Definition (☞ Folie 20)
    - Für alle $1 \leq j \leq K$ und alle Permutationen π über (1, ..., n):
      - Berechne minimale Kosten für Knoten v:

$$C[j][v] = \min(C[j][v], \sum_{i=1}^{n} C[j-i+1][v'_{\pi(i)}] + c(o))$$

$$M[j][v] = \text{Paar } (o, \pi), \text{ das zu minimalem } C[j][v] \text{ führt}$$

Tree Pattern Matching Algorithmus (4)

Phase 3 – `generateCode(` *`DFT`* *T*`, int` *j* `)`:

- Sei $v \in V$ Wurzel von T
- Operation *o* = erstes Element von $M[j][v]$
- Permutation π = zweites Element von $M[j][v]$
- Zerlege *T* anhand von *o* in Teilbäume T_1, ..., T_n gemäß *Tree Cover*-Definition
- Für alle $i = 1, ..., n$: **`generateCode(`** $T_{\pi(i)}$, $j - i + 1$ **`)`**
- Generiere Maschinencode für Operation *o*

*[**A. Aho, S. Johnson,** Optimal Code Generation for Expression Trees, Journal of the ACM 23(3), Jul 1976]*

Bemerkungen (1)

- *Postorder-Durchlauf:* Für die Wurzel v von T besuche erst die Kinder v_1, ..., v_n in Postorder-Folge, dann besuche v.
- *Permutation* π*:* Für den aktuellen Knoten v und Teilbäume T'_1, ..., T'_n mit Wurzeln v'_1, ..., v'_n beschreibt eine Permutation π eine mögliche Reihenfolge, in der die Teilbäume ausgewertet werden können.
  π = (2, 3, 1) besagt bspw., dass zuerst Teilbaum 2 auszuwerten ist, dann Teilbaum 3, dann Teilbaum 1.
- **`computeCosts`** berechnet für jeden Knoten v die minimalen Kosten, unter Berücksichtigung *aller* möglichen Auswertungsreihenfolgen der Kinder von v (d.h. alle Permutationen π) und *aller* möglichen Anzahlen freier Register (d.h. alle Werte $j \in [1, K]$).

Bemerkungen (2)

- TPM-Algorithmus betrachtet für jeden Baum T stets, wie viele der K Register des Prozessors noch frei sind, d.h. es werden keine virtuellen Register verwendet.
- Dementsprechend werden die Kosten in Abhängigkeit von der Anzahl j verfügbarer Register berechnet.
- Für die Knoten v'_1, ..., v'_n und einen festen Wert j variieren die Kosten allerdings, und zwar abhängig von der Permutation π!

Bemerkungen (3)

Beispiel: Zur Auswertung des aktuellen Knotens *v* habe man *j* = 3 Register zur Verfügung. Um Teilbaum T'_1 auszuwerten, brauche man 2 freie Register, für T'_2 jedoch 3.

- π = (1, 2): Wird erst T'_1 ausgewertet, werden zwischenzeitlich 2 Register benutzt, das Ergebnis von T'_1 liegt danach dauerhaft in einem der 3 verfügbaren Register. Für T'_2 stehen somit nur noch 2 Register bereit. Da T'_2 aber 3 Register braucht, sind zur Auswertung von T'_2 zusätzliche Speicher-Instruktionen zu generieren, die zu höheren Kosten führen.
- π = (2, 1): T'_2 belegt während der Auswertung alle 3 verfügbaren Register, das Ergebnis von T'_2 liegt danach dauerhaft in einem der 3 verfügbaren Register. Für T'_1 stehen somit nur noch 2 Register bereit. Da T'_1 aber nur 2 Register zur Auswertung braucht, fallen keine zusätzlichen Instruktionen an.

Lautzeit-Komplexität von TPM

Annahme

– Befehlssatz eines Prozessors sei fest vorgegeben
– Größe der Menge O von Maschinen-Operationen konstant
– Anzahl der Permutationen π ebenfalls konstant, da die Anzahl von Operanden pro Operation im Befehlssatz konstant ist (typischerweise 2 bis 3 Operanden pro Operation)

Kostenberechnung

– Da Schleifen über alle überdeckenden Maschinen-Operationen $o \in O$ und über alle Permutationen π nur einen konstanten Faktor beisteuern:
– Lineare Komplexität in Größe von T: $O(|V|)$

Code-Generierung

– Offensichtlich auch lineare Komplexität in Größe von T: $O(|V|)$

Verbleibende Offene Fragen

Präsentierter TPM-Algorithmus generisch formuliert.

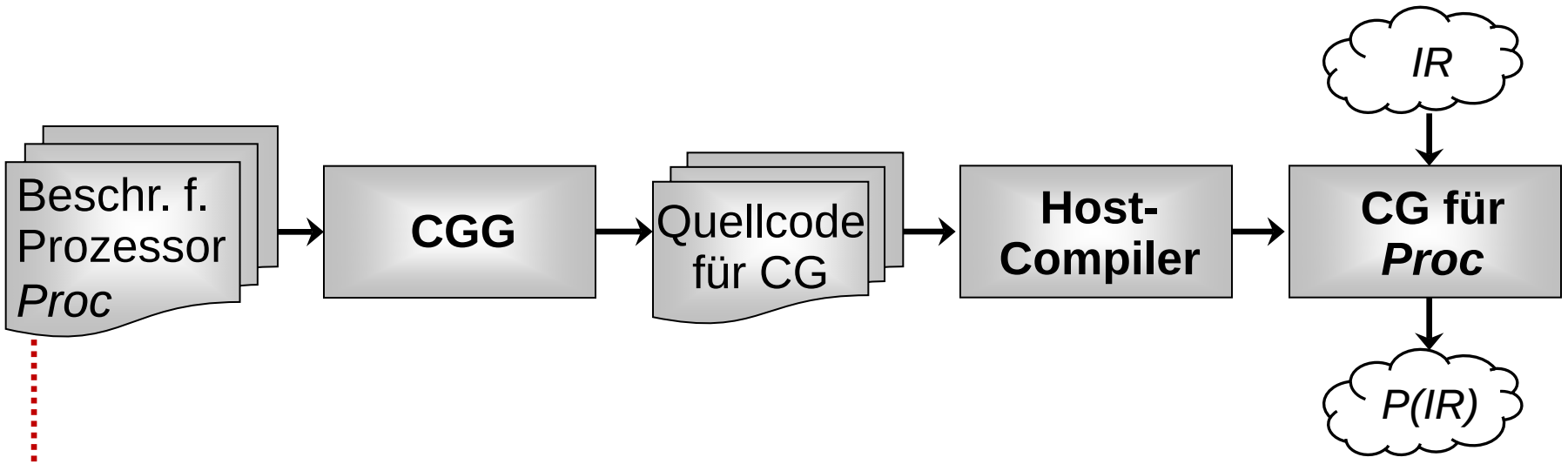
☞ ***Wie wird dieser Algorithmus für einen konkreten Prozessor adaptiert?***

Zu klärende Detailfragen

– Wie ist die Entsprechung einer Maschinen-Operation **op** mit der Wurzel von *T* realisiert (vgl. *Tree Cover*-Definition)?
– In welcher Form erhält der TPM-Algorithmus die Menge *O* aller generierbarer Maschinen-Operationen und die Kostenfunktion *c*?
– Wie handhabt TPM die Speicherung der optimalen Maschinen-Operation *o* in *M*, und die konkrete Code-Generierung für *o*?

Im Folgenden: Annahme unendlich vieler virtueller Register

Prozessor-Beschreibung per Baum-Grammatik



- Grammatik *G*, die für Teilbäume eines DFTs Maschinen-Operationen generiert
- Jede einzelne Regel von *G* realisiert eine mögliche Überdeckung für einen DFT-Knoten
- Durch Anwendung von Regeln wird also Code abgeleitet
- Jede einzelne Ableitung/Regel verursacht Kosten

Aufbau der Baum-Grammatik (1)

Gemäß Code-Generator-Generator *icd-cg*:

- Baum-Grammatik *G* besteht aus Regeln R_1, ..., R_r
- Jede Regel R_i hat eine Signatur, bestehend aus Terminal- und Nichtterminal-Symbolen:

  <nonterminal$_{i,0}$>**:** **<terminal$_{i,1}$>(** <nonterminal$_{i,2}$>**,** **…,** <nonterminal$_{i,n}$> **)**

  (Angabe von Nichtterminalen in (...) optional)

  (Sog. Kettenregeln <nonterminal$_{i,0}$>**:** <nonterminal$_{i,1}$> *auch legal)*
- *Terminale:* mögliche Knoten im DFT *T*

  (z.B. **`tpm_BinaryExpPLUS`**, **`tpm_BinaryExpMULT`**, *... in ICD-C)*
- Nichtterminale: i.d.R. prozessor-spezifische Speicherklassen, wo Quell- & Ziel-Operanden von Operationen abgelegt sein können

  (z.B. Daten- & Adressregister, Immediate-Konstanten, ...)

Aufbau der Baum-Grammatik (2)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

– Regel

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg )
```

zuständig für Überdeckung des binären Operators **+** aus ANSI-C, mit beiden Summanden in Datenregistern und Summe in einem Datenregister.

– Regel

```
dreg: tpm_BinaryExpMULT ( dreg, const9 )
```

zuständig für die Überdeckung des binären Operators ***** aus ANSI-C, mit erstem Faktor in Datenregister, zweitem als vorzeichenbehaftetem 9-Bit *Immediate*-Wert, und Produkt in einem Datenregister.

Aufbau der Baum-Grammatik (3)

Gemäß Code-Generator-Generator *icd-cg*: *(fortges.)*

– Terminal- und Nichtterminal-Symbole müssen in Baum-Grammatik *G* deklariert sein.

– Grundlegender Aufbau des Files zur Beschreibung von *G*:

```
%{          // Präambel
%}

%term <terminal1>
%term <terminal2>
...

%declare <nonterminal0>;
```

```
%declare <nonterminal1>;
...

%%

Regel1;
Regel2;
...

%%
```

Aufbau der Baum-Grammatik (4)

Gemäß Code-Generator-Generator *icd-cg*: *(fortges.)*

– Die Spezifikation jeder Regel R_i in der Baum-Grammatik besteht aus Signatur, *Cost*-Teil und *Action*-Teil:

<nonterminal$_{i,0}$>: **<terminal$_{i,1}$>(** <nonterminal$_{i,2}$>, …,
<nonterminal$_{i,n}$> **)**

```
{
  // Code zur Kosten-Berechnung
}
=
{
  // Code für Action-Teil
};
```

Aufbau der Baum-Grammatik (5)

Gemäß Code-Generator-Generator *icd-cg*: *(fortges.)*

- *Cost*-Teil von R_i weist $\text{nonterminal}_{i,0}$ Kosten zu, die entstehen, wenn R_i zur Überdeckung von $\texttt{terminal}_{i,1}$ benutzt wird.
- *Cost*-Teil kann beliebigen benutzerdefinierten C/C++-Code zur Kostenberechnung enthalten.
- Kosten können z.B. Anzahl erzeugter Maschinen-Operationen, Codegröße, ..., repräsentieren.
- Kosten von R_i können explizit auf ∞ gesetzt werden, wenn R_i in speziellen Situationen keinesfalls zur Baum-Überdeckung verwendet werden soll.
- C/C++-Datentyp für Kosten, Kleiner-Als-Vergleich von Kosten, und Null- bzw. Unendlich-Kosten sind in Präambel von *G* zu deklarieren.

Aufbau der Baum-Grammatik (6)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
// Präambel
typedef int COST;
#define DEFAULT_COST 0;
#define COST_LESS(x, y) ( x < y )
COST COST_INFINITY = INT_MAX;
COST COST_ZERO = 0;
...
```

- Deklaration eines simplen Kostenmaßes – identisch mit Typ **`int`**
- Vergleich von Kosten mit **`<`** Operator auf Typ **`int`**
- Default-, Null- und ∞-Kosten auf 0 bzw. maximalen **`int`**-Wert gesetzt

Aufbau der Baum-Grammatik (7)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg )
{
  $cost[0] = $cost[2] + $cost[3] + 1;
} = {};
```

– Verwendung des feststehenden Schlüsselwortes **`$cost[j]`** zum Zugriff auf Kosten von nonterminal$_{i,j}$
– Kosten für binäres **+** mit Summanden in Datenregistern (**`$cost[0]`**) gleich Kosten für ersten Operanden (**`$cost[2]`**) plus Kosten für zweiten Operanden (**`$cost[3]`**) plus eine weitere Operation (**ADD**)

Aufbau der Baum-Grammatik (8)

Gemäß Code-Generator-Generator *icd-cg*: *(fortges.)*

- *Action*-Teil von R_i wird ausgeführt, wenn R_i die Regel mit minimalen Kosten zur Überdeckung von **`terminal`**$_{i,1}$ ist.
- *Action*-Teil kann beliebigen benutzerdefinierten C/C++-Code zur Code-Generierung enthalten.
- Verwendung des feststehenden Schlüsselwortes **`$action[j]`** zum Ausführen der *Action*-Teile für Operanden nonterminal$_{i,j}$
- Nichtterminal-Symbole können mit Parametern und Rückgabewerten in *G* deklariert werden, um Werte zwischen *Action*-Teilen von Regeln auszutauschen.

Aufbau der Baum-Grammatik (9)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg ) {}={
  if (target.empty()) target = getNewRegister();
  string r1($action[2]("")), r2($action[3](""));
  cout << "ADD " << target << ", " << r1
       << ", " << r2 << endl;
  return target;
};
```

- Zuerst Bestimmung des Registers für Ziel-Operanden
- Danach Aufruf der Code-Generierung für beide Operanden durch **`$action[2]()`** und **`$action[3]()`**
- Zuletzt Code-Generierung für die Addition selbst

Aufbau der Baum-Grammatik (10)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg ) {}={
  if (target.empty()) target = getNewRegister();
  string r1($action[2]("")), r2($action[3](""));
  cout << "ADD " << target << ", " << r1
       << ", " << r2 << endl;
  return target;
};
```

- Um Code für **ADD** zu generieren, muss obige Regel wissen, in welchen Datenregistern die beiden Summanden letztlich liegen.
- Der Code für die Summanden wird aber durch komplett andere Regeln der Grammatik erzeugt.

Aufbau der Baum-Grammatik (11)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg ) {}={
  if (target.empty()) target = getNewRegister();
  string r1($action[2]("")), r2($action[3](""));
  cout << "ADD " << target << ", " << r1
       << ", " << r2 << endl;
  return target;
};
```

– Die *Action*-Teile der Summanden geben nach ihrem jeweiligen Aufruf **`$action[2]()`** und **`$action[3]()`** das betreffende Register als Ergebnis zurück.

Aufbau der Baum-Grammatik (12)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
%declare<string> dreg<string target>;
```

- Deklaration eines Nichtterminals für virtuelle Datenregister
- Ein **`string`** kann in Parameter **`target`** übergeben werden, um einem *Action*-Teil vorzugeben, in welchem Datenregister dieser seinen Ziel-Operanden abzulegen hat.
- Ein *Action*-Teil kann einen **`string`** zurückliefern, der das Datenregister bezeichnet, in dem dieser seinen Ziel-Operanden abgelegt hat.

Aufbau der Baum-Grammatik (13)

Beispiel *(anhand von ICD-C & TriCore 1.3)*

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg ) {}={
  if (target.empty()) target = getNewRegister();
  $action[2]("D15");
  string r2($action[3](""));
  cout << "ADD " << target << ", D15, " << r2 << endl;
  return target;
};
```

– Obige Regel generiert eine Spezialform der TriCore-Addition, wo der erste Summand zwingend in Datenregister **`D15`** liegen muss.

Baum-Überdeckung und Baum-Grammatik

Baum-Überdeckung

Eine Regel R_i aus G mit Signatur

<nonterminal$_{i,0}$>**:** **<terminal$_{i,1}$>(** <nonterminal$_{i,2}$>**, …,** <nonterminal$_{i,n}$> **)**

überdeckt einen DFT T genau dann, wenn

– es Regeln in G gibt, die jeweils Teil-Baum T'_j überdecken und jeweils ein Nichtterminal-Symbol der Klasse <nonterminal$_{i,j}$> erzeugen ($2 \leq j \leq n$), und
– die Kosten von R_i kleiner als ∞ sind.

TPM-Algorithmus mit Baum-Grammatik

Phase 1 – Initialisierung: Unverändert

Phase 2 – Kostenberechnung:

– Anstatt alle Operationen $o \in O$ zu bestimmen, die Teilbäume T' überdecken:

☞ Bestimme Menge R' aller Regeln $R_i \in G$, die T' überdecken

☞ Berechne $C[v]$ wie ursprünglich, lediglich unter Ausführung des Codes der *Cost*-Teile aller Regeln aus R'

☞ Speichere in $M[v]$ die Regel $R^{opt} \in R'$ mit minimalem $C[v]$

Phase 3 – Code-Generierung:

– Für Wurzel $v_0 \in T$: Rufe *Action*-Teil der optimalen Regel $M[v_0]$ auf

– In *Action*-Teile eingebettete **`$action[]`**-Aufrufe beziehen sich stets auf die *Action*-Teile der jeweils kostenoptimalen Regel R^{opt}

Komplexeres Beispiel (1)

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg ) {
  $cost[0] = $cost[2] + $cost[3] + 1;
}={
  if ( target.empty() ) target = getNewRegister();
  string r1( $action[2]("") ), r2( $action[3]("") );
  cout << "ADD " << target << "," << r1 << "," << r2 <<
  endl; return target;
};

dreg: tpm_BinaryExpMULT( dreg, dreg ) {
  $cost[0] = $cost[2] + $cost[3] + 1;
}={
  if ( target.empty() ) target = getNewRegister();
  string r1( $action[2]("") ), r2( $action[3]("") );
  cout << "MUL " << target << "," << r1 << "," << r2 <<
  endl; return target;
};
```

Komplexeres Beispiel (2)

```
dreg: tpm_SymbolEXP {
  $cost[0] = $1->getExp()->getSymbol().isGlobal() ?
    COST_INFINITY : COST_ZERO;
}={
  target = "r_" + $1->getExp()->getSymbol().getName();
  return target;
};
```

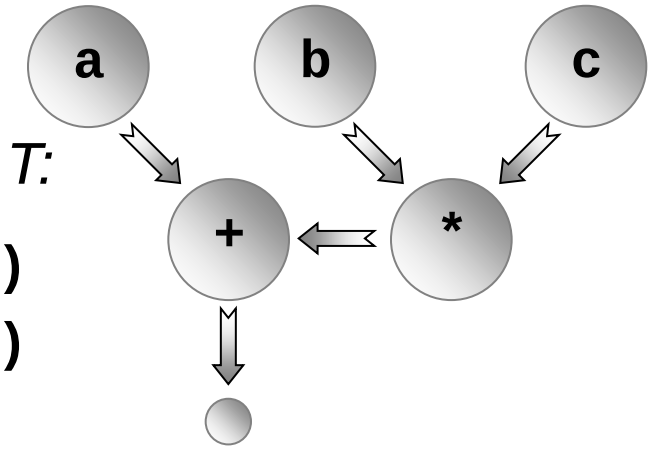
- Regel weist lokalen Variablen im DFT *T* ein virtuelles Register zu
- **$1** ist der durch Terminal-Symbol zu überdeckende Knoten von *T*
- **$1->getExp()->getSymbol()** liefert das Symbol / die Variable der IR
- Im Fall globaler Variablen liefert diese Regel Kosten ∞ zurück
- Für lokale Variablen: Kosten 0, da kein aktiver Code erzeugt wird

Komplexeres Beispiel (3)

– C-Fragment **`a + (b * c)`** mit DFT *T* wird durch Regeln

```
dreg: tpm_SymbolExp
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, dreg )
dreg: tpm_BinaryExpMULT( dreg, dreg )
```

überdeckt.



– Kosten für *T*:

C[**+**] = *C*[**a**] + *C*[*****] + 1 = *C*[**a**] + (*C*[**b**] + *C*[**c**] + 1) + 1 = 2

– Generierter Code für *T*:

```
MUL r_0, r_b, r_c
ADD r_1, r_a, r_0
```

Komplexeres Beispiel (4)

```
typedef pair<string, string> regpair;
%declare<regpair> virtmul;

virtmul: tpm_BinaryExpMULT( dreg, dreg ) {
  $cost[0] = $cost[2] + $cost[3];
}={
  string r1( $action[2]("") ), r2( $action[3]("") );
  return make_pair( r1, r2 );
};
```

- Neues Nichtterminal virtmul repräsentiert Multiplikation in T, für die aber nicht direkt Code generiert werden soll.
- Statt Code-Generierung wird ein Register-Paar zurückgegeben, das speichert, wo die Operanden der Multiplikation liegen.
- Mangels Code-Generierung: $C[v]$ = Summe der Operanden-Kosten

Komplexeres Beispiel (5)

```
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, virtmul ) {
  $cost[0] = $cost[2] + $cost[3] + 1;
}={
  if ( target.empty() ) target = getNewRegister();
  string r1( $action[2]("") );
  regpair rp( $action[3]() );
  cout << "MADD " << target << "," << r1 << ",„
       << rp.first << "," << rp.second << endl;
  return target;
};
```

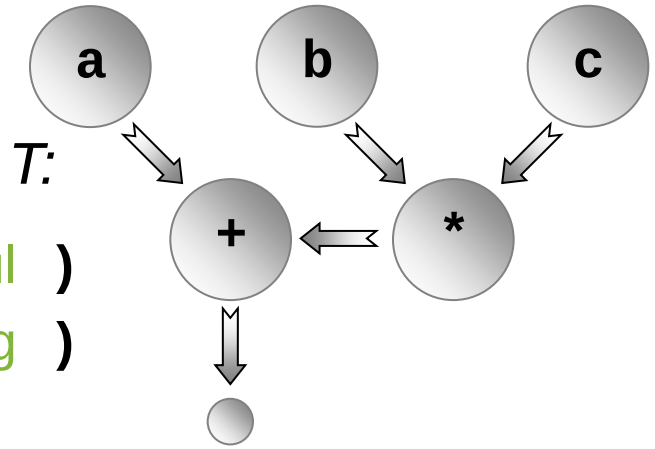
– Regel aktiv, falls zweiter Summand eine virtuelle Multiplikation ist
– Dann: Register-Paar des Nichtterminals virtmul anfordern, eine *Multiply-Accumulate*-Operation **MADD** *(☞ siehe Kapitel 2)* generieren

Komplexeres Beispiel (6)

– C-Fragment **`a + (b * c)`** mit DFT *T* wird nun *zusätzlich* durch Regeln

```
dreg: tpm_SymbolExp
dreg: tpm_BinaryExpPLUS( dreg, virtmul )
virtmul: tpm_BinaryExpMULT( dreg, dreg )
```

überdeckt.



– Kosten für *T*:

C[**+**] = *C*[**a**] + *C*[*****] + 1 = *C*[**a**] + (*C*[**b**] + *C*[**c**]) + 1 = 1

– Generierter Code für *T*:

```
MADD r_0, r_a, r_b, r_c
```

Aufruf von *Action*-Teilen mit Parametern

```
%declare<string> dreg<string target>;
```

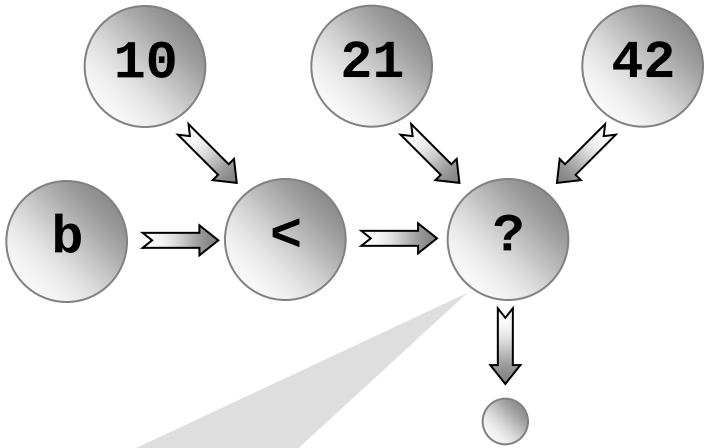
– Ein **`string`** kann in Parameter **`target`** übergeben werden, um einem *Action*-Teil vorzugeben, in welchem Datenregister dieser seinen Ziel-Operanden abzulegen hat.

C-Fragment **`(b < 10) ? 21 : 42`**

– Das Ergebnis des **`?`**-Operators muss in einem dreg liegen.

☞ Beide Teilbäume links und rechts von „**`:`**“ sind in das selbe dreg auszuwerten.

☞ Die Regel für **`?`** muss beiden Teilbäumen das gleiche Zielregister vorgeben!




```
target = getNewRegister();
$action[3](target);
$action[4](target);
```

Inhalte des Kapitels

6. Instruktionsauswahl

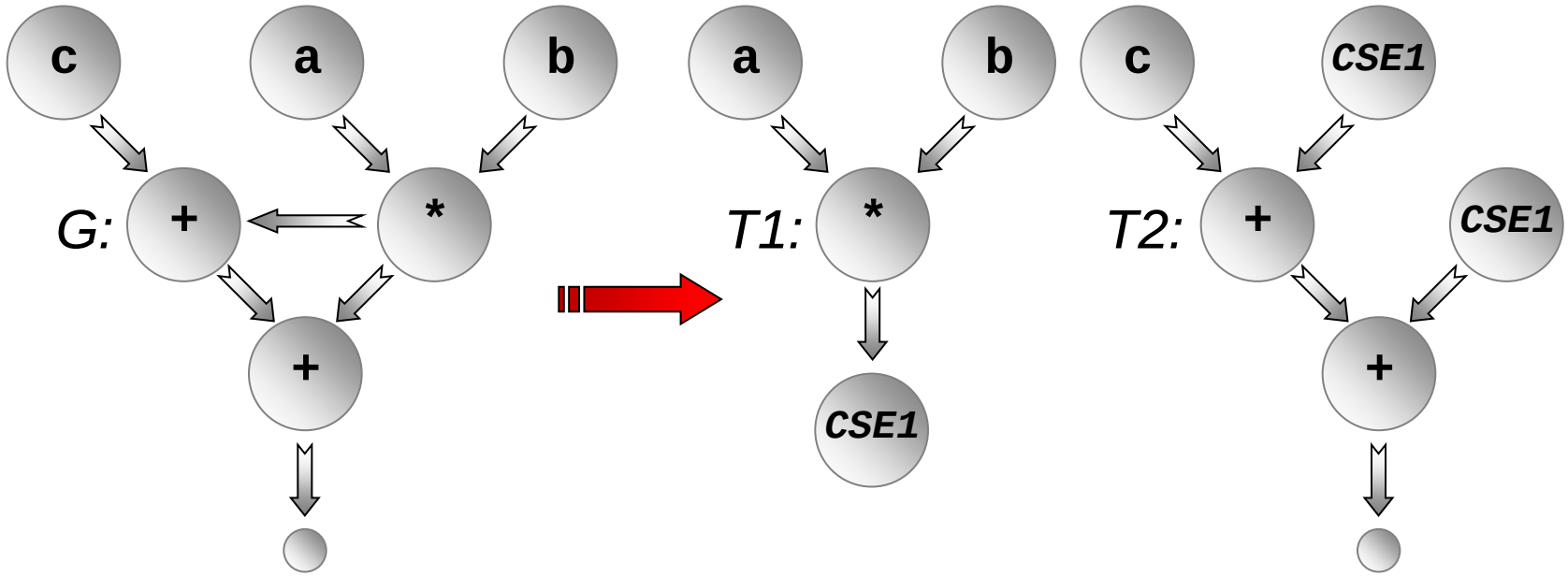
- Einführung
  - Rolle der Instruktionsauswahl
  - Datenflussgraphen
  - Code-Generator-Generatoren
- Baum-Überdeckung mit Dynamischer Programmierung
  - Zerlegung von Datenflussgraphen in Datenflussbäume
  - Baum-Überdeckung
  - *Tree Pattern Matching* Algorithmus
  - Baum-Grammatiken zur regel-basierten Ableitung von Code
- Diskussion

Nachteile von *Tree Pattern Matching* (1)

Zerlegung von DFGs in DFTs führt zu sub-optimalem Code

– Beispiel **`a + (b * c)`** aus vorigem Abschnitt wird durch TPM optimal auf **`MADD`**-Operation abgebildet.

– Aber was passiert z.B. bei **`e = a * b; ... (c + e) + e ...`** ?



Nachteile von *Tree Pattern Matching* (2)

Optimale Baum-Überdeckung von *T1* und *T2*

– Würde in insgesamt *drei* Maschinen-Operationen resultieren

– 1 Multiplikation zur Überdeckung von *T1*, 2 Additionen für *T2*

```
MUL r_0, r_a, r_b
ADD r_1, r_c, r_0
ADD r_2, r_1, r_0
```

Optimale Graph-Überdeckung von *G*

– Würde in insgesamt *zwei* Maschinen-Operationen resultieren

– 2 *Multiply*-Additionen für *G*

```
MADD r_0, r_c, r_a, r_b
MADD r_1, r_0, r_a, r_b
```

Diskussion von *Tree Pattern Matching*

Vorteil

– Lineare Laufzeit-Komplexität
– Optimalität für Datenflussbäume
– „Leichte“ Realisierung mit Hilfe von Baum-Grammatiken und Code-Generator-Generatoren

Nachteile

– TPM schlecht geeignet für Prozessoren mit sehr heterogenen Registersätzen
– TPM ungeeignet für Prozessoren mit Parallel-Verarbeitung

Tree Pattern Matching und Heterogene Registersätze

Zerlegung von DFGs in DFTs

- Sei *T* ein DFT, der eine CSE *C* berechnet; *T´* die DFTs, die *C* benutzen.
- Nach Überdeckung von *T* muss der für *T* generierte Code *C* irgendwo zwischenspeichern, und alle *T´* müssen *C* zur Benutzung aus dem Zwischenspeicher laden.
- Da *T* und *T´* völlig unabhängig voneinander überdeckt werden, kann während der Code-Generierung von *T* nicht berücksichtigt werden, wo die *T´ C* optimalerweise erwarten.
- Wenn *T C* in einem Teil des heterogenen Registerfiles speichert, *T´ C* aber in einem anderen Teil erwartet, sind zusätzliche Register-Transfers notwendig!

Tree Pattern Matching und Parallele Prozessoren

Additives Kostenmaß von *Tree Pattern Matching*

- Kosten eines DFTs *T* mit Wurzel *v* sind Summe der Kind-Kosten plus Kosten für *v* selbst.
- *Action*-Teil für *T* erzeugt i.d.R. eine Maschinen-Operation.
- *Erinnerung:* Parallele Prozessoren führen mehrere Maschinen-Operationen, die in einer Maschinen-Instruktion gebündelt sind, parallel aus.

☞ Additives TPM-Kostenmaß geht implizit davon aus, dass alle erzeugten Operationen rein sequentiell ausgeführt werden!

☞ Da TPM bei der Kostenberechnung nicht berücksichtigt, dass Operationen parallel zu Instruktionen gruppiert werden können, wird erzeugter Code schlechte parallele Performance haben!

Literatur

Tree Pattern Matching

– A. Aho, S. Johnson. *Optimal Code Generation for Expression Trees*. Journal of the ACM 23(3), 1976.
– A. Aho, M. Ganapathi, S. Tjiang. *Code Generation Using Tree Matching & Dynamic Programming*. ACM ToPLaS 11(4), 1989.

Code-Generator-Generatoren

– *ICD-CG code generator generator*, **http://www.icd.de/es/icd-cg**, 2012
– *iburg. A Tree Parser Generator*, **http://code.google.com/p/iburg**, 2012. inkl. C. W. Fraser, D. R. Hanson, T. A. Proebsting. *Engineering a Simple, Efficient Code Generator Generator*. ACM Letters on Programming Languages and Systems 1(3), 1992.

Zusammenfassung

Instruktionsauswahl

– Umsetzung eines DFGs durch zu erzeugendes Programm
– Code-Generator-Generatoren

Tree Pattern Matching

– Zerlegung von DFGs in Datenfluss-Bäume
– Linearzeit-Algorithmus zur optimalen Überdeckung von DFTs
– Aufbau und Struktur von Baum-Grammatiken

Diskussion

– *Tree Pattern Matching* nur für reguläre Prozessoren gut
– Nachteilig für Architekturen mit heterogenen Registern
– Nachteilig für Prozessoren mit Parallel-Verarbeitung