Compiler

Zwischenrepräsentationen

Prof. Dr. Oliver Braun

Fakultät für Informatik und Mathematik
Hochschule München

Letzte Änderung: 27.01.2020 19:45

Inhaltsverzeichnis

Eine Taxonomie von Zwischenrepräsentationen

Zwischenrepräsentationen (*Intermediate Representations (IR)*) können strukturell in drei Kategorien eingeteilt werden:

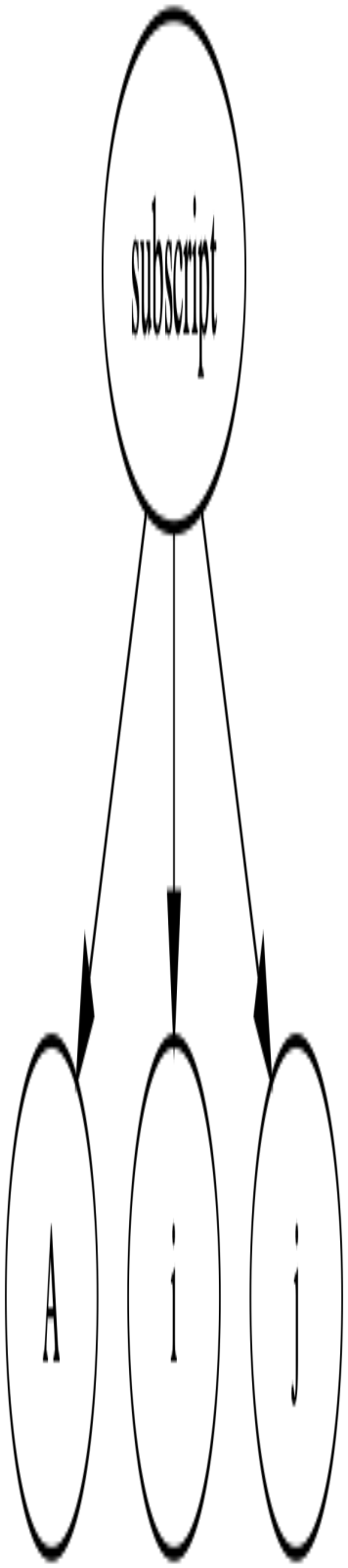
Graphische IRs Interne Darstellung als Graph. Die Algorithmen des Compilers werden durch Graphenalgorithmen ausgedrückt.

Lineare IRs Pseudocode für eine abstrakte Maschine. Die Algorithmen iterieren über einfache lineare Sequenzen von Operationen.

Hybride IRs Kombinieren beide Ansätze, z.B. eine lov-Level lineare IR für Code-Blöcke und ein Graph der den Kontrollfluß zwischen den Blöcken ausdrückt.

Abstraktionsebene

- gegeben sei der Array-Zugriff auf ein zweidimensionales Array: `A[i,j]`



- eine baumartige Zwischenrepräsentation nah an der Quellsprache:

- linearer Pseudocode nah an der Zielsprache

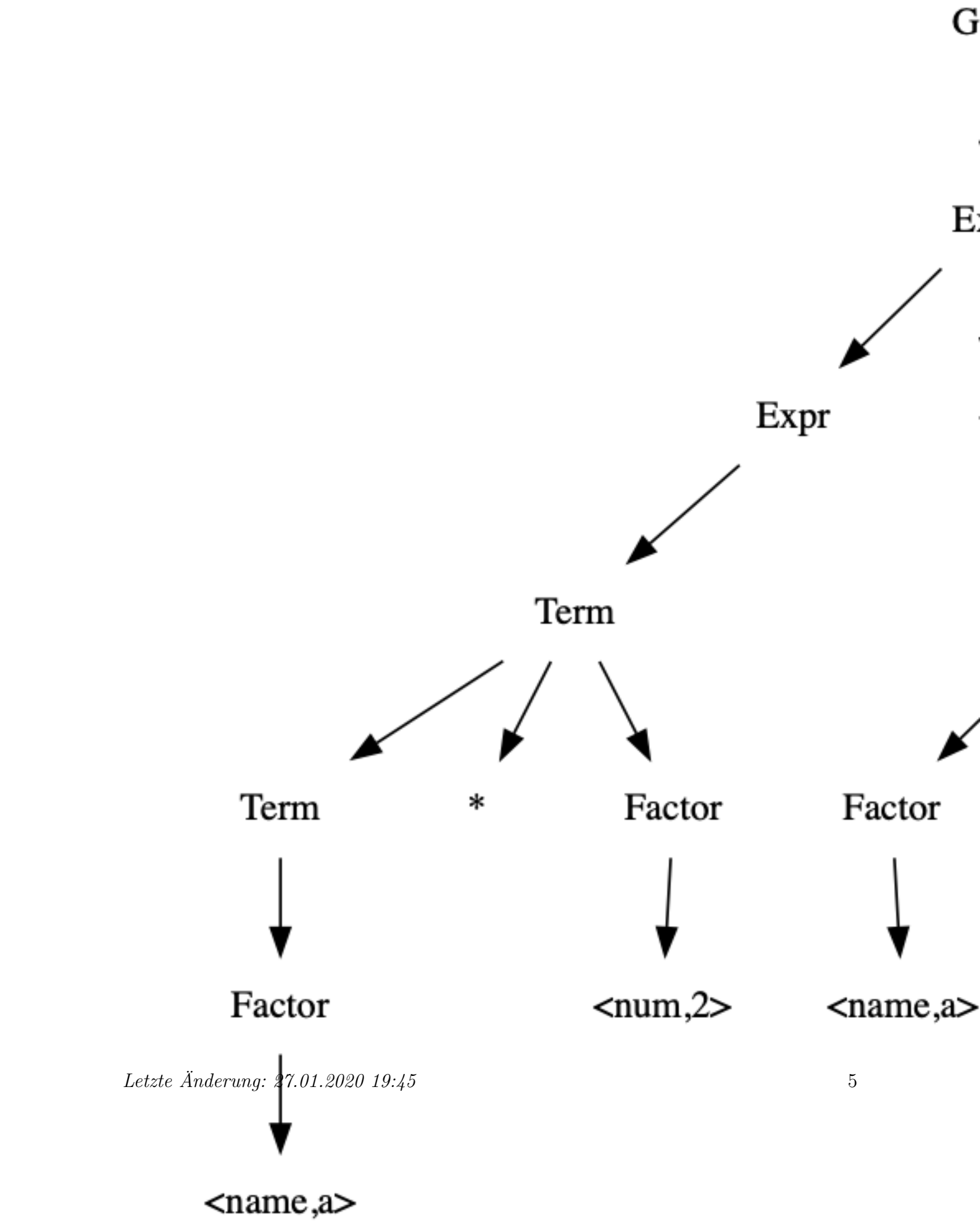
```
subI  ri, 1  => r1
multI r1, 10 => r2
subI  rj, 1  => r3
add   r2, r3 => r4
multI r4, 4  => r5
loadI @A     => r6
add   r5, r6 => r7
load  r7     => rAij
```

Graphische IRs

Syntax-basierte Bäume

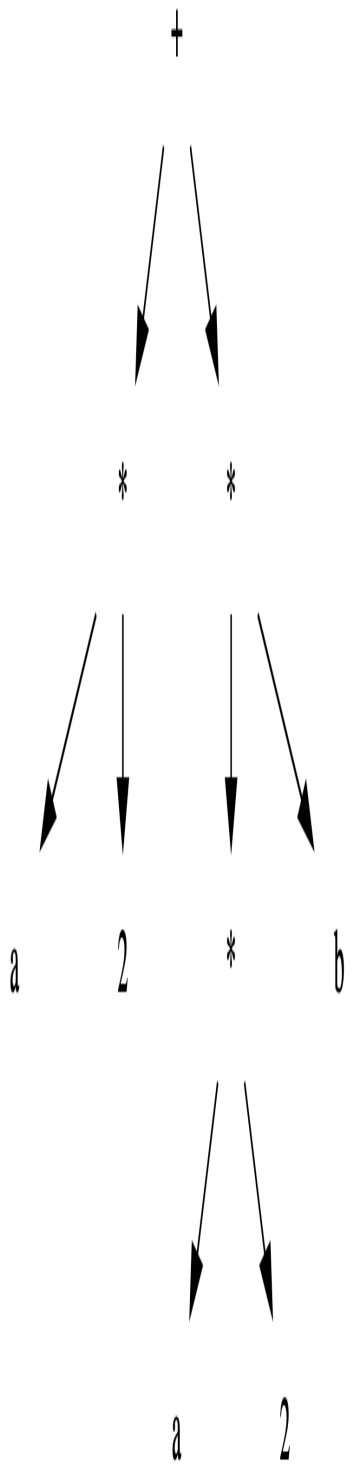
Parse-Bäume

- repräsentieren die komplette Herleitung
- Parsebaum für `a * 2 + a * 2 * b`


G
E
Expr
Term
Term
*
Factor
Factor
Factor
<num,2>
<name,a>
<name,a>

Abstrakte Syntax-Bäume *(abstract syntax trees (AST))*

- bewahren die wesentliche Struktur der Parsebäume
- aber entfernen die überflüssigen Knoten



- AST für `a * 2 + a * 2 * b`

- ASTs werden in vielen Compiler-Systemen genutzt
  - Source-To-Souce Systems
  - syntax-gesteuerte Editoren
  - automatische Parallelisierungs-Tools

Gerichtete kreisfreie Graphen *(directed acyclic graphs (DAGs))*

- ein DAG vermeidet doppelte Teilbäume die im AST vorkommen können durch **Sharing**

- DAG für `a * 2 + a * 2 * b`

- durch die kompaktere Darstellung muss `a * 2` nur einmal berechnet werden
- ABER: Das funktioniert nur wenn sich die Werte (hier: `a`) nicht verändern können

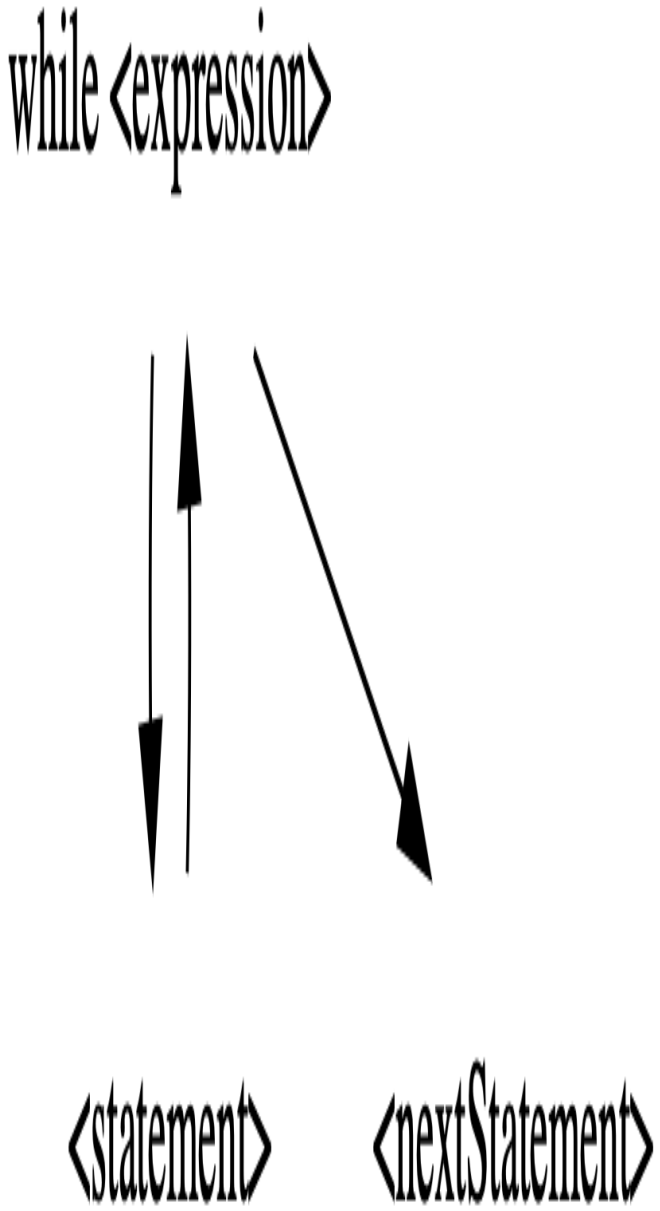
Graphen

Kontroll-Fluß-Graphen *(control-flow graphs (CFGs))*

- ein CFG modelliert den Kontrollfluß in einem Programm
- ein CFG ist ein gerichteter Graph $G = (N, E)$
  - jeder Knoten $n \in N$ repräsentiert einen Grundblock (sequenzieller Code ohne Verzweigungen)
  - jede Kante $e = (n_i, n_j) \in E$ korrespondiert zu einem möglichen Kontrollübergang von n_i zu n_j

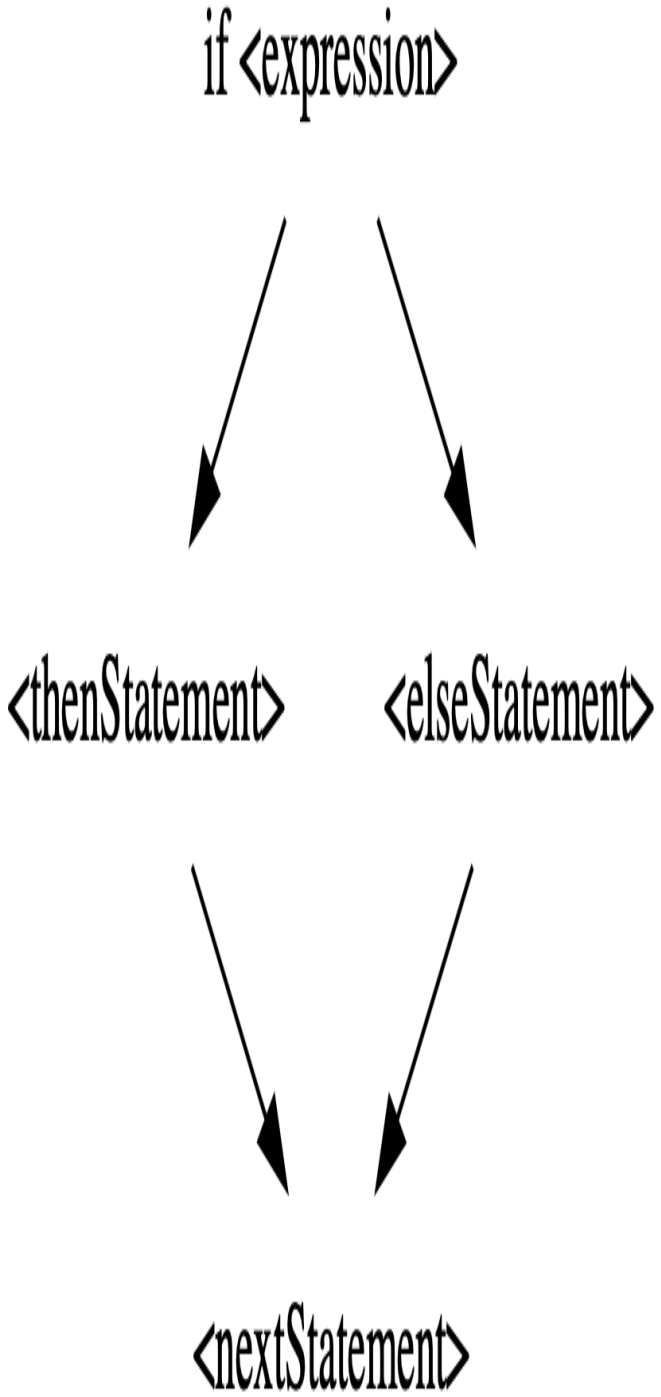
Beispiel: `while`-Schleife

```
while (<expression>)
    <statement>
<nextStatement>
```


while ⟨expression⟩
⟨statement⟩
⟨nextStatement⟩

Beispiel: `if-then-else`

```
if (<expression>)
    then <thenStatement>
    else <elseStatement>
<nextStatement>
```

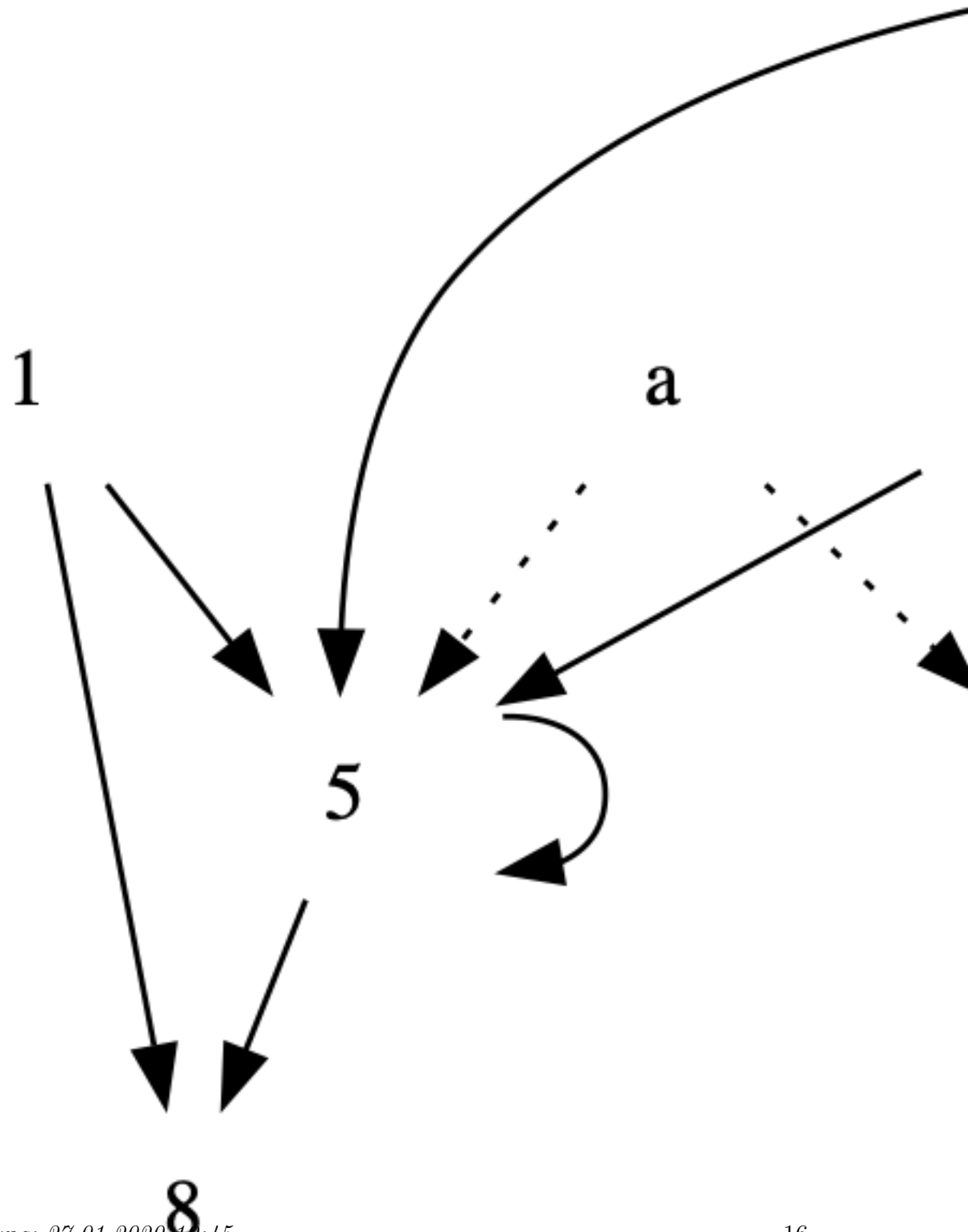

if ‹expression›
‹thenStatement›
‹elseStatement›
‹nextStatement›

Abhängigkeitsgraph *(dependence graph)*

- Abhängigkeiten zwischen Definition und Nutzung eines Wertes
- wie sieht der data-dependence graph zu folgendem Code aus?

```
1 int x = 0;
2 int i = 1;
3 while (i < 100) {
4     if (a[i] > 0)
5         x += a[i];
6     i++;
7 }
8 System.out.println(x);
```

Data-Dependence Graph



Aufruf-Graphen *(call graph)*

- für interprozedurale Analyse und Optimierung
- Knoten für jede Prozedur
- Kante für jeden Prozeduraufruf
- Probleme
  - getrennte Compilierung
  - Funktionen höherer Ordnung
    - bei jedem Aufruf kann eine andere Funktion übergeben werden
  - Vererbung

Lineare IRs

Lineare IRs

- i.d.R. Assembler-Code für eine abstrakte Maschine
- viele frühe Compiler nutzten lineare IRs
- lineare IRs haben eine implizite Ordnung
  - Abhängigkeitsgraphen haben eine partielle Ordnung die mehrere Ausführungsreihenfolgen zulässt
- in einem Compiler muss eine lineare IR einen Mechanismus beinhalten, der den Kontrollfluß beschreibt
  - z.B. Blöcke und Sprünge

Stack-Maschine

- Spezialform von Ein-Adress-Code (Null-Adress-Maschine)
- Beispiel

```
push 2
push b
multiply
push a
subtract
```

- kompakter, einfach zu generierender und auszuführender Code
- Smalltalk 80 und Java nutzen einen Bytecode der einer Stack-Maschine entspricht

Drei-Adress-Code

- Operationen haben in der Regel die Form

  ```
  i <- j op k
  ```

- Beispiel

  ```
  t1 <- 2
  t2 <- b
  t3 <- t1 * t2
  t4 <- a
  t5 <- t4 - t3
  ```

Speichermodelle

- der Compiler muss für jeden Wert im Code entscheiden ob er in einem Register oder im Hauptspeicher liegen soll
- für den ausführbaren Code muss sogar klar sein, ob der Wert z.B. in Register `r13` oder in den ersten 16 Byte des Labels `L0089` steht
- bis kurz vor der Code-Generierung kann der Compiler natürlich symbolische Adressen verwenden
- im Wesentlichen gibt es zwei Speichermodelle die Verwendung finden

Register-to-Register-Modell

- der Compiler nutzt für alles Register
- unabhängig von den tatsächlichen, physikalischen Einschränkungen
- Werte werden nur dann in den Hauptspeicher geschrieben, wenn die Semantik des Programms dies erfordert
  - z.B. bei einem Prozeduraufruf wenn ein Parameter “by reference” übergeben wird

Memory-to-Memory-Modell

- der Compiler geht davon aus, dass alle Werte im Hauptspeicher gehalten werden
- die Werte müssen vor der Benutzung in Register und nach der Definition in den Hauptspeicher verschoben werden
- es reicht dann eine sehr kleine Anzahl von Registernamen in der IR
- oft werden in der IR memory-to-memory-Operationen verwendet

Auswahl eines Speichermodells

- die Auswahl des Speichermodells ist meist orthogonal zur Auswahl der IR
- aber es hat einen Einfluss auf den Rest des Compilers
- bei einem Register-to-Register-Modell nutzt der Compiler i.d.R. mehr Register als tatsächlich vorhanden sind
  - der Register-Allokator muss dann eine Menge von virtuellen Registern auf die physikalischen Register abbilden
- bei einem Memory-to-Memory-Modell werden üblicherweise viel weniger Register genutzt wie in einer modernen Hardware vorhanden sind
  - der Register-Allokator sucht dann nach im Hauptspeicher gehaltenen Werten, die über einen längeren Zeitraum in ein Register geschrieben werden können

Symboltabellen

- während der Übersetzung sammelt ein Compiler verschiedene Informationen, die er an anderer Stelle wieder benötigt, z.B.
  - Variablen mit Datentyp, Speicherklasse und Name
  - Arrays mit Dimensionen, untere und obere Grenze für jede Dimension
- der Compiler kann diese Informationen wenn er Sie benötigt immer wieder berechnen
- oder sie beim ersten Auftreten speichern
  - in der IR $\Rightarrow$ aufwändig wieder zu finden
  - extra in einer Symboltabelle

Verschachtelte Gültigkeitsbereiche

- viele Programmiersprachen haben die Möglichkeit Variablen lokal in einem Gültigkeitsbereich (*scope*) zu definieren
- bei verschachtelten Gültigkeitsbereichen (*nested scopes*) könnte die Variable auf die zugegriffen wird in jedem der umschließenden Gültigkeitsbereiche definiert worden sein
- für jeden lexikalischen Scope eine eigene Symboltabelle
- bei einem `lookup` muss *von innen nach außen* gesucht werden

Verlinkte Tabellen für Namensauflösung in OO

- in einer objektorientierten Sprache gibt es neben den lexikalischen Gültigkeitsbereichen eine Vererbungshierarchie in der gesucht werden muss
- eine einfache Implementierung hat eine Symboltabelle für jede Klasse mit zwei verschachtelten Hierarchien
  - eine für lexikalisches Scoping innerhalb von Methoden und
  - die andere die der Vererbungshierarchie für jede Klasse folgt

Namensauflösung in OO

- um einen Namen `foo` aufzulösen
  - wird erst in der lexikalischen Tabelle gesucht
  - dann in der Klasse und ihren Oberklassen
  - und schließlich in der globalen Tabelle