

Prinzipien von Programmiersprachen
Vorlesung
Wintersemester 2007 – 2018

Johannes Waldmann, HTWK Leipzig

31. Januar 2019

Programme und Algorithmen

- ▶ Algorithmus (vgl. VL Alg. und Datenstr.)
Vorschrift zur Lösung einer Aufgabe
- ▶ Programm (vgl. VL zu (Anwendungsorientierter) Progr.)
Realisierung eines Algorithmus in konkreter
Programmiersprache, zur Ausführung durch Maschine
- ▶ Programmiersprache
bietet Ausdrucksmittel zur Realisierung von Algorithmen
als Programme

Deutsch als Programmiersprache

§6 (2) . . . Der Zuteilungsdivisor ist so zu bestimmen, dass insgesamt so viele Sitze auf die Landeslisten entfallen, wie Sitze zu vergeben sind. Dazu wird zunächst die Gesamtzahl der Zweitstimmen aller zu berücksichtigenden Landeslisten durch die Zahl der jeweils nach Absatz 1 Satz 3 verbleibenden Sitze geteilt. Entfallen danach mehr Sitze auf die Landeslisten, als Sitze zu vergeben sind, . . .

§6 (5) Die Zahl der nach Absatz 1 Satz 3 verbleibenden Sitze wird so lange erhöht, bis jede Partei bei der zweiten Verteilung der Sitze nach Absatz 6 Satz 1 mindestens die bei der ersten Verteilung nach den Absätzen 2 und 3 für sie ermittelten zuzüglich der in den Wahlkreisen errungenen Sitze erhält, die nicht nach Absatz 4 Satz 1 von der Zahl der für die Landesliste ermittelten Sitze abgerechnet werden können.

http://www.gesetze-im-internet.de/bwahlg/__6.html

Beispiel: mehrsprachige Projekte

ein typisches Projekt besteht aus:

- ▶ Datenbank: SQL
- ▶ Verarbeitung: Java
- ▶ Oberfläche: HTML
- ▶ Client-Code: Java-Script

und das ist noch nicht die ganze Wahrheit:
nenne weitere Sprachen, die üblicherweise in einem solchen
Projekt vorkommen

In / Into

- ▶ David Gries (1981) zugeschrieben, zitiert u.a. in McConnell: Code Complete, 2004. Unterscheide:
 - ▶ programming *in* a language
Einschränkung des Denkens auf die (mehr oder weniger zufällig) vorhandenen Ausdrucksmittel
 - ▶ programming *into* a language
Algorithmus → Programm
- ▶ Ludwig Wittgenstein: Die Grenzen meiner Sprache sind die Grenzen meiner Welt (sinngemäß — Ü: Original?)
- ▶ Folklore:
A good programmer can write LISP in any language.

Sprache

- ▶ wird benutzt, um Ideen festzuhalten/zu transportieren (Wort, Satz, Text, Kontext)
- ▶ wird beschrieben durch
 - ▶ Lexik
 - ▶ Syntax
 - ▶ Semantik
 - ▶ Pragmatik
- ▶ natürliche Sprachen / formale Sprachen

Wie unterschiedlich sind Sprachen?

- ▶ weitgehend übereinstimmende Konzepte.
 - ▶ LISP (1958) = Perl = PHP = Python = Ruby = Javascript = Clojure: imperativ, (funktional), nicht statisch typisiert (d.h., unsicher und ineffizient)
 - ▶ Algol (1958) = Pascal = C = Java = C#
imperativ, statisch typisiert
 - ▶ ML (1973) = Haskell:
statisch typisiert, generische Polymorphie
- ▶ echte Unterschiede („Neuerungen“) gibt es auch
 - ▶ CSP (1977) = Occam (1983) = Go: Prozesse, Kanäle
 - ▶ Clean (1987) \approx Rust (2012): Lineare Typen
 - ▶ Coq (1984) = Agda (1999) = Idris: dependent types

Konzepte

- ▶ Hierarchien (baumartige Strukturen)
 - ▶ einfache und zusammengesetzte (arithmetische, logische) Ausdrücke
 - ▶ einfache und zusammengesetzte Anweisungen (strukturierte Programme)
 - ▶ Komponenten (Klassen, Module, Pakete)
- ▶ Typen beschreiben Daten, gestatten statische Prüfung
- ▶ Namen stehen für Werte, gestatten Wiederverwendung
- ▶ flexible Wiederverwendung durch Parameter (Argumente)
Unterprogramme: Daten, Polymorphie: Typen

Paradigmen

- ▶ imperativ
Programm ist Folge von Befehlen (= Zustandsänderungen)
- ▶ deklarativ (Programm ist Spezifikation)
 - ▶ funktional (Gleichungssystem)
 - ▶ logisch (logische Formel über Termen)
 - ▶ Constraint (log. F. über anderen Bereichen)
- ▶ objektorientiert (klassen- oder prototyp-basiert)
- ▶ nebenläufig (nichtdeterministisch, explizite Prozesse)
- ▶ (hoch) parallel (deterministisch, implizit)

Ziele der LV

Arbeitsweise: Methoden, Konzepte, Paradigmen

- ▶ isoliert beschreiben
- ▶ an Beispielen in (bekannten und unbekanntem) Sprachen wiedererkennen

Ziel:

- ▶ verbessert die Organisation des vorhandenen Wissens
- ▶ gestattet die Beurteilung und das Erlernen neuer Sprachen
- ▶ hilft bei Entwurf eigener (anwendungsspezifischer) Sprachen

Beziehungen zu anderen LV

- ▶ Grundlagen der Informatik, der Programmierung:
strukturierte (imperative) Programmierung
- ▶ Softwaretechnik 1/2:
objektorientierte Modellierung und Programmierung,
funktionale Programmierung und OO-Entwurfsmuster
- ▶ Compilerbau: Implementierung von Syntax und Semantik

Sprachen für bestimmte Anwendungen, mit bestimmten Paradigmen:

- ▶ Datenbanken, Computergrafik, künstliche Intelligenz,
Web-Programmierung, parallele/nebenläufige
Programmierung

Organisation

- ▶ Vorlesung
- ▶ Übungen (alle in Z430)
Online-Übungsaufgaben (Übungsgruppe wählen)
<https://autotool.imn.htwk-leipzig.de/new/vorlesung/256/aufgaben>
- ▶ Prüfungszulassung: regelmäßiges und erfolgreiches Bearbeiten von Übungsaufgaben
- ▶ Klausur: 120 min, ohne Hilfsmittel

Literatur

- ▶ <http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws18/pps/fohlen/>
- ▶ **Robert W. Sebesta: Concepts of Programming Languages, Addison-Wesley 2004, ...**

Zum Vergleich/als Hintergrund:

- ▶ **Abelson, Sussman, Sussman: Structure and Interpretation of Computer Programs, MIT Press 1984**
<http://mitpress.mit.edu/sicp/>
- ▶ **Turbak, Gifford: Design Concepts of Programming Languages, MIT Press 2008**
<http://mitpress.mit.edu/catalog/item/default.asp?tttype=2&tid=11656>

Inhalt

(nach Sebesta: Concepts of Programming Languages)

- ▶ Methoden: (3) Beschreibung von Syntax und Semantik
- ▶ Konzepte:
 - ▶ (5) Namen, Bindungen, Sichtbarkeiten
 - ▶ (6) Typen von Daten, Typen von Bezeichnern
 - ▶ (7) Ausdrücke und Zuweisungen, (8) Anweisungen und Ablaufsteuerung, (9) Unterprogramme
- ▶ Paradigmen:
 - ▶ (12) Objektorientierung ((11) Abstrakte Datentypen)
 - ▶ (15) Funktionale Programmierung

Übungen

1. Anwendungsgebiete von Programmiersprachen, wesentliche Vertreter

zu Skriptsprachen: finde die Anzahl der "*.java"-Dateien unter \$HOME/workspace, die den Bezeichner String enthalten. (Benutze eine Pipe aus drei Unix-Kommandos.)

Lösungen:

```
find workspace/ -name "*.java" | xargs grep -l String
find workspace/ -name "*.java" -exec grep -l String
```

2. Maschinenmodelle (Bsp: Register, Turing, Stack, Funktion)

funktionales Programmieren in Haskell

(<http://www.haskell.org/>)

```
ghci
```

```
:set +t
```

```
length $ takeWhile (== '0') $ reverse $ show $ prod
```

Kellermaschine in PostScript.

```
42 42 scale 7 9 translate .07 setlinewidth .5 setgray
setgray}def 1 0 0 42 1 0 c 0 1 1{0 3 3 90 270 arc 0
```

Programme als Bäume

- ▶ ein Programmtext repräsentiert eine Hierarchie (einen Baum) von Teilprogrammen
- ▶ Die Semantik des Programmes wird durch Induktion über diesen Baum definiert.
- ▶ In den Blättern des Baums stehen Token,
- ▶ jedes Token hat einen Typ und einen Inhalt (eine Zeichenkette).
- ▶ dieses Prinzip kommt aus der Mathematik (arithmetische Ausdrücke, logische Formeln — sind Bäume)

Token-Typen

- ▶ reservierte Wörter (if, while, class, ...)
- ▶ Bezeichner (foo, bar, ...)
- ▶ Literale für ganze Zahlen, Gleitkommazahlen, Strings, Zeichen, ...
- ▶ Trenn- und Schlußzeichen (Komma, Semikolon)
- ▶ Klammern (runde: paren(these)s, eckige: brackets, geschweifte: braces, spitze: angle brackets)
- ▶ Operatoren (=, +, &&, ...)
- ▶ Leerzeichen, Kommentare (whitespace)

alle Token eines Typs bilden eine *formale Sprache*.

Formale Sprachen

- ▶ ein *Alphabet* ist eine Menge von Zeichen,
- ▶ ein *Wort* ist eine Folge von Zeichen,
- ▶ eine *formale Sprache* ist eine Menge von Wörtern.

Beispiele:

- ▶ Alphabet $\Sigma = \{a, b\}$,
- ▶ Wort $w = ababaaab$,
- ▶ Sprache $L =$ Menge aller Wörter über Σ gerader Länge.
- ▶ Sprache (Menge) aller Gleitkomma-Literale in \mathbb{C} .

Spezifikation formaler Sprachen

man kann eine formale Sprache beschreiben:

- ▶ *algebraisch* (Sprach-Operationen)
Bsp: reguläre Ausdrücke
- ▶ *generativ* (Grammatik), Bsp: kontextfreie Grammatik,
- ▶ durch *Akzeptanz* (Automat), Bsp: Kellerautomat,
- ▶ *logisch* (Eigenschaften),

$$\left\{ w \mid \forall p, r : \left(\begin{array}{l} (p < r \wedge w[p] = a \wedge w[r] = c) \\ \Rightarrow \exists q : (p < q \wedge q < r \wedge w[q] = b) \end{array} \right) \right\}$$

Sprach-Operationen

Aus Sprachen L_1, L_2 konstruiere:

- ▶ Mengenoperationen
 - ▶ Vereinigung $L_1 \cup L_2$,
 - ▶ Durchschnitt $L_1 \cap L_2$, Differenz $L_1 \setminus L_2$;
- ▶ Verkettung $L_1 \cdot L_2 = \{w_1 \cdot w_2 \mid w_1 \in L_1, w_2 \in L_2\}$
- ▶ Stern (iterierte Verkettung) $L_1^* = \bigcup_{k \geq 0} L_1^k$

Def: Sprache *regulär*: \iff kann durch diese Operationen aus endlichen Sprachen konstruiert werden.

Satz: Durchschnitt und Differenz braucht man dabei nicht.

Reguläre Sprachen/Ausdrücke

Die Menge $E(\Sigma)$ der *regulären Ausdrücke* über einem Alphabet (Buchstabenmenge) Σ ist die kleinste Menge E , für die gilt:

- ▶ für jeden Buchstaben $x \in \Sigma : x \in E$
(autotool: Ziffern oder Kleinbuchstaben)
- ▶ das leere Wort $\epsilon \in E$ (autotool: Eps)
- ▶ die leere Menge $\emptyset \in E$ (autotool: Empty)
- ▶ wenn $A, B \in E$, dann
 - ▶ (Verkettung) $A \cdot B \in E$ (autotool: * oder weglassen)
 - ▶ (Vereinigung) $A + B \in E$ (autotool: +)
 - ▶ (Stern, Hülle) $A^* \in E$ (autotool: ^*)

Jeder solche Ausdruck beschreibt eine *reguläre Sprache*.

Beispiele/Aufgaben zu regulären Ausdrücken

Wir fixieren das Alphabet $\Sigma = \{a, b\}$.

- ▶ alle Wörter, die mit a beginnen und mit b enden: $a\Sigma^*b$.
- ▶ alle Wörter, die wenigstens drei a enthalten $\Sigma^*a\Sigma^*a\Sigma^*a\Sigma^*$
- ▶ alle Wörter mit gerade vielen a und beliebig vielen b ?
- ▶ Alle Wörter, die ein aa oder ein bb enthalten:
 $\Sigma^*(aa \cup bb)\Sigma^*$
- ▶ (Wie lautet das Komplement dieser Sprache?)

Erweiterte reguläre Ausdrücke

1. zusätzliche Operatoren (Durchschnitt, Differenz, Potenz), die trotzdem nur reguläre Sprachen erzeugen

Beispiel: $\Sigma^* \setminus (\Sigma^* ab\Sigma^*)^2$

2. zusätzliche nicht-reguläre Operatoren

Beispiel: exakte Wiederholungen $L^{\boxed{k}} := \{w^k \mid w \in L\}$

beachte Unterschied zu L^k

3. Markierung von Teilwörtern, definiert (evtl. nicht-reguläre) Menge von Wörtern mit Positionen darin

wenn nicht-reguläre Sprachen entstehen können, ist keine effiziente Verarbeitung (mit endlichen Automaten) möglich.

auch reguläre Operatoren werden gern schlecht implementiert

(<http://swtch.com/~rsc/regexp/regexp1.html>)

Bemerkung zu Reg. Ausdr.

Wie beweist man $w \in L(X)$?

(Wort w gehört zur Sprache eines regulären Ausdrucks X)

- ▶ wenn $X = X_1 + X_2$:
beweise $w \in L(X_1)$ *oder* beweise $w \in L(X_2)$
- ▶ wenn $X = X_1 \cdot X_2$:
zerlege $w = w_1 \cdot w_2$ und beweise $w_1 \in L(X_1)$ und beweise $w_2 \in L(X_2)$.
- ▶ wenn $X = X_1^*$:
wähle einen Exponenten $k \in \mathbb{N}$ und beweise $w \in L(X_1^k)$
(nach vorigem Schema)

Beispiel: $w = abba$, $X = (ab^*)^*$.

$w = abb \cdot a = ab^2 \cdot ab^0 \in ab^* \cdot ab^* \subseteq (ab^*)^2 \subseteq (ab^*)^*$.

Übungen zu Lexik, Regulären Ausdrücken

Testfragen

- ▶ was ist jeweils Eingabe und Ausgabe für: lexikalische Analyse, syntaktische Analyse?
- ▶ warum werden reguläre Ausdrücke zur Beschreibung von Tokenmengen verwendet? (was wäre die einfachste Alternative? für welche Tokentypen funktioniert diese?)

Aufgabe

- ▶ $(\Sigma^*, \cdot, \epsilon)$ ist Monoid
- ▶ ... aber keine Gruppe, weil man im Allgemeinen nicht dividieren kann. Welche Relation ergibt sich als „Teilbarkeit“: $u \mid w := \exists v : u \cdot v = w$
- ▶ Zeichne Hasse-Diagramme der Teilbarkeitsrelation
 - ▶ auf natürlichen Zahlen $\{0, 1, \dots, 10\}$,
 - ▶ auf Wörtern $\{a, b\}^{\leq 2}$
- ▶ $(\text{Pow}(\Sigma^*), \cup, \cdot, \dots, \dots)$ ist Halbring.
Beispiel für Distributivgesetz?
Welches sind jeweils die neutralen Elemente der Operationen?

Wort-Ersetzungs-Systeme

Berechnungs-Modell (Markov-Algorithmen)

- ▶ Zustand (Speicherinhalt): Zeichenfolge (Wort)
- ▶ Schritt: Ersetzung eines Teilwortes

Syntax: Programm ist Regelmenge $R \subseteq \Sigma^* \times \Sigma^*$

Semantik: die 1-Schritt-Ableitungsrelation \rightarrow_R

$u \rightarrow_R v \iff \exists x, z \in \Sigma^*, (l, r) \in R : u = x \cdot l \cdot z \wedge x \cdot r \cdot z = v.$

Beispiele:

- ▶ Bubble-Sort: $\{ba \rightarrow ab, ca \rightarrow ac, cb \rightarrow bc\}$
- ▶ Potenzieren: $ab \rightarrow bba$ (Details: Übung)
- ▶ gibt es unendlich lange Ableitungen für:
 $R_1 = \{1000 \rightarrow 0001110\}, R_2 = \{aabb \rightarrow bbbaaa\}?$

Grammatiken

Grammatik G besteht aus:

- ▶ Terminal-Alphabet Σ
(üblich: Kleinbuchst.,
Ziffern)
- ▶ Variablen-Alphabet V
(üblich: Großbuchstaben)
- ▶ Startsymbol $S \in V$
- ▶ Regelmenge
(Wort-Ersetzungs-System)
 $R \subseteq (\Sigma \cup V)^* \times (\Sigma \cup V)^*$

Grammatik

```
{ terminale
  = mkSet "abc"
, variablen
  = mkSet "SA"
, start = 'S'
, regeln = mkSet
  [ ("S", "abc")
  , ("ab", "aabbA")
  , ("Ab", "bA")
  , ("Ac", "cc")
  ]
}
```

von G erzeugte Sprache: $L(G) = \{w \mid S \xrightarrow{*}_R w \wedge w \in \Sigma^*\}$.

Formale Sprachen: Chomsky-Hierarchie

- ▶ (Typ 0) aufzählbare Sprachen (beliebige Grammatiken, Turingmaschinen)
- ▶ (Typ 1) kontextsensitive Sprachen (monotone Grammatiken, linear beschränkte Automaten)
- ▶ (Typ 2) kontextfreie Sprachen (kontextfreie Grammatiken, Kellerautomaten)
- ▶ (Typ 3) reguläre Sprachen (rechtslineare Grammatiken, reguläre Ausdrücke, endliche Automaten)

Tokenklassen sind meist reguläre Sprachen.

Syntax von Programmiersprachen meist kontextfrei.

Zusatzbedingungen (Bsp: Benutzung von Bezeichnern nur nach Deklaration) meist Teil der statischen Semantik

Typ-3-Grammatiken

(= rechtslineare Grammatiken)

jede Regel hat die Form

- ▶ Variable \rightarrow Terminal Variable
- ▶ Variable \rightarrow Terminal
- ▶ Variable $\rightarrow \epsilon$

(vgl. lineares Gleichungssystem)

Beispiele

- ▶ $G_1 = (\{a, b\}, \{S, T\}, S, \{S \rightarrow \epsilon, S \rightarrow aT, T \rightarrow bS\})$
- ▶ $G_2 = (\{a, b\}, \{S, T\}, S, \{S \rightarrow \epsilon, S \rightarrow aS, S \rightarrow bT, T \rightarrow aT, T \rightarrow bS\})$

Sätze über reguläre Sprachen

Für jede Sprache L sind die folgenden Aussagen äquivalent:

- ▶ es gibt einen regulären Ausdruck X mit $L = L(X)$,
- ▶ es gibt eine Typ-3-Grammatik G mit $L = L(G)$,
- ▶ es gibt einen endlichen Automaten A mit $L = L(A)$.

Beweispläne:

- ▶ Grammatik \leftrightarrow Automat (Variable = Zustand)
- ▶ Ausdruck \rightarrow Automat (Teilbaum = Zustand)
- ▶ Automat \rightarrow Ausdruck (dynamische Programmierung)
 $L_A(p, q, r) =$ alle Pfade von p nach r über Zustände $\leq q$.

Kontextfreie Sprachen

Def (Wdhlg): G ist kontextfrei (Typ-2), falls $\forall (l, r) \in R(G) : l \in V^1$
geeignet zur Beschreibung von Sprachen mit hierarchischer
Struktur.

```
Anweisung -> Bezeichner = Ausdruck
    | if Ausdruck then Anweisung else Anweisung
Ausdruck -> Bezeichner | Literal
    | Ausdruck Operator Ausdruck
```

Bsp: korrekt geklammerte Ausdrücke:

$G = (\{a, b\}, \{S\}, S, \{S \rightarrow aSbS, S \rightarrow \epsilon\})$.

Bsp: Palindrome:

$G = (\{a, b\}, \{S\}, S, \{S \rightarrow aSa, S \rightarrow bSb, S \rightarrow \epsilon\})$.

Bsp: alle Wörter w über $\Sigma = \{a, b\}$ mit $|w|_a = |w|_b$

Klammer-Sprachen

Abstraktion von vollständig geklammerten Ausdrücke mit zweistelligen Operatoren

$$(4 * (5+6) - (7+8)) \Rightarrow (()) \Rightarrow aababb$$

Höhendifferenz: $h : \{a, b\}^* \rightarrow \mathbb{Z} : w \mapsto |w|_a - |w|_b$

Präfix-Relation: $u \leq w : \iff \exists v : u \cdot v = w$

Dyck-Sprache: $D = \{w \mid h(w) = 0 \wedge \forall u \leq w : h(u) \geq 0\}$

CF-Grammatik: $G = (\{a, b\}, \{S\}, S, \{S \rightarrow \epsilon, S \rightarrow aSbS\})$

Satz: $L(G) = D$. Beweis (Plan):

$L(G) \subseteq D$ Induktion über Länge der Ableitung

(erweiterte) Backus-Naur-Form

- ▶ Noam Chomsky: Struktur natürlicher Sprachen (1956)
- ▶ John Backus, Peter Naur: Definition der Syntax von Algol (1958)

Backus-Naur-Form (BNF) \approx kontextfreie Grammatik

```
<assignment> -> <variable> = <expression>  
<number> -> <digit> <number> | <digit>
```

Erweiterte BNF

- ▶ Wiederholungen (Stern, Plus) $\langle \text{digit} \rangle^+$
- ▶ Auslassungen

```
if <expr> then <stmt> [ else <stmt> ]
```

kann in BNF übersetzt werden

Ableitungsbäume für CF-Sprachen

Def: ein geordneter Baum T mit Markierung $m : T \rightarrow \Sigma \cup \{\epsilon\} \cup V$ ist Ableitungsbaum für eine CF-Grammatik G , wenn:

- ▶ für jeden inneren Knoten k von T gilt $m(k) \in V$
- ▶ für jedes Blatt b von T gilt $m(b) \in \Sigma \cup \{\epsilon\}$
- ▶ für die Wurzel w von T gilt $m(w) = S(G)$ (Startsymbol)
- ▶ für jeden inneren Knoten k von T mit Kindern k_1, k_2, \dots, k_n gilt $(m(k), m(k_1)m(k_2) \dots m(k_n)) \in R(G)$ (d. h. jedes $m(k_i) \in V \cup \Sigma$)
- ▶ für jeden inneren Knoten k von T mit einzigem Kind $k_1 = \epsilon$ gilt $(m(k), \epsilon) \in R(G)$.

Ableitungsbäume (II)

Def: der *Rand* eines geordneten, markierten Baumes (T, m) ist die Folge aller Blatt-Markierungen (von links nach rechts).

Beachte: die Blatt-Markierungen sind $\in \{\epsilon\} \cup \Sigma$, d. h.

Terminalwörter der Länge 0 oder 1.

Für Blätter: $\text{rand}(b) = m(b)$, für innere Knoten:

$\text{rand}(k) = \text{rand}(k_1) \text{rand}(k_2) \dots \text{rand}(k_n)$

Satz: $w \in L(G) \iff$ existiert Ableitungsbaum (T, m) für G mit $\text{rand}(T, m) = w$.

Eindeutigkeit

Def: G heißt *eindeutig*, falls $\forall w \in L(G)$ *genau ein* Ableitungsbaum (T, m) existiert.

Bsp: ist $\{S \rightarrow aSb \mid SS \mid \epsilon\}$ eindeutig?

(beachte: mehrere Ableitungen $S \xrightarrow{*}_R w$ sind erlaubt, und wg. Kontextfreiheit auch gar nicht zu vermeiden.)

Die naheliegende Grammatik für arith. Ausdr.

$\text{expr} \rightarrow \text{number} \mid \text{expr} + \text{expr} \mid \text{expr} * \text{expr}$

ist mehrdeutig (aus *zwei* Gründen!)

Auswege:

- ▶ Transformation zu eindeutiger Grammatik (benutzt zusätzliche Variablen)
- ▶ Operator-Assoziativitäten und -Präzedenzen

Assoziativität

- ▶ (Wdhlg.) Definition: Operation ist *assoziativ*
- ▶ für nicht assoziativen Operator \odot muß man festlegen, was $x \odot y \odot z$ bedeuten soll:

$$(3 + 2) + 4 \stackrel{?}{=} 3 + 2 + 4 \stackrel{?}{=} 3 + (2 + 4)$$

$$(3 - 2) - 4 \stackrel{?}{=} 3 - 2 - 4 \stackrel{?}{=} 3 - (2 - 4)$$

$$(3 * * 2) * * 4 \stackrel{?}{=} 3 * * 2 * * 4 \stackrel{?}{=} 3 * *(2 * * 4)$$

- ▶ ... und dann die Grammatik entsprechend einrichten (d.h., eine äquivalente eindeutige Grammatik konstruieren, deren Ableitungsbäume die gewünschte Struktur haben)

Assoziativität (II)

- ▶ $x_1 - x_2 + x_3$ auffassen als $(x_1 - x_2) + x_3$

- ▶ **Grammatik-Regeln**

Ausdruck \rightarrow Zahl | Ausdruck + Ausdruck
| Ausdruck - Ausdruck

- ▶ **ersetzen durch**

Ausdruck \rightarrow Summe

Summe \rightarrow Summand | Summe + Summand
| Summe - Summand

Summand \rightarrow Zahl

Präzedenzen

- ▶ Beispiel

$$(3 + 2) * 4 \stackrel{?}{=} 3 + 2 * 4 \stackrel{?}{=} 3 + (2 * 4)$$

- ▶ Grammatik-Regel

summand -> zahl

- ▶ erweitern zu

summand -> zahl | produkt

produkt -> ...

(Assoziativität beachten)

Zusammenfassung Operator/Grammatik

Ziele:

- ▶ Klammern einsparen
- ▶ trotzdem eindeutig bestimmter Syntaxbaum

Festlegung:

- ▶ Assoziativität:
bei Kombination eines Operators mit sich
- ▶ Präzedenz:
bei Kombination verschiedener Operatoren

Realisierung in CFG:

- ▶ Links/Rechts-Assoziativität \Rightarrow Links/Rechts-Rekursion
- ▶ verschiedene Präzedenzen \Rightarrow verschiedene Variablen

Übungen

- ▶ finden Sie eine unendlich lange Ableitung für $\{1000 \rightarrow 0001110\}$ (Zusatz: allgemein $10^k \rightarrow 0^k 1^k 0$)
- ▶ Für das $R = \{ab \rightarrow baa\}$ über $\Sigma = \{a, b\}$:
was ist die R -Normalform von
 - ▶ $a^3 b$, allgemein $a^k b$,
 - ▶ ab^3 , allgemein ab^k ,

formulieren Sie die allgemeinen Aussagen exakt,
überprüfen Sie für $k = 3$, beweisen Sie durch vollständige
Induktion.

- ▶ (autotool) diese oder ähnliche:
 - ▶ CF-Grammatik für $\{w \mid w \in \{a, b\}^*, |w|_a = |w|_b\}$
 - ▶ CF-Grammatik für $\{w \mid w \in \{a, b\}^*, 2 \cdot |w|_a = |w|_b\}$
- ▶ bzgl. der eindeutigen Grammatik für arithmetische
Ausdrücke, die in der VL (Skript) entwickelt wurde:
 - ▶ Ableitungsbaum für $1 * 2 - 3 * 4$
 - ▶ Grammatik erweitern für geklammerte Ausdrücke,
Eindeutigkeit begründen,
Ableitungsbaum für $1 * (2 - 3) * 4$ angeben

Statische und dynamische Semantik

Semantik = Bedeutung

- ▶ statisch (kann zur Übersetzungszeit geprüft werden)
Beispiele (in C, Java, ...)
 - ▶ Typ-Korrektheit von Ausdrücken,
 - ▶ Bedeutung (Bindung) von Bezeichnern

Hilfsmittel: Attributgrammatiken

- ▶ dynamisch (beschreibt Ausführung des Programms)
operational, axiomatisch, denotational

Bsp statische/dynamische Semantik

Benutzung eines undeklarierten Namens:

- ▶ Java: verhindert durch statische Semantik-Prüfung (Programm wird nicht übersetzt, nicht ausgeführt)

```
jshell> new int [] {} [0] + x
| Error:
| cannot find symbol
| symbol:   variable x
```

- ▶ ECMA-Script (Javascript): dynamische Semantik ist „Exception wird ausgelöst“ (Programm wird ausgeführt)

```
> (()=>{console.log("foo"); return 42})() + x
foo
ReferenceError: x is not defined
```

Attributgrammatiken (I)

- ▶ Attribut: Annotation an Knoten des Syntaxbaums.
 $A : \text{Knotenmenge} \rightarrow \text{Attributwerte}$ (Bsp: \mathbb{N})
- ▶ Attributgrammatik besteht aus:
 - ▶ kontextfreier Grammatik G (Bsp: $\{S \rightarrow e \mid mSS\}$)
 - ▶ für jeden Knotentyp (Terminal + Regel)
eine Menge (Relation) von erlaubten Attribut-Tupeln
 $(A(X_0), A(X_1), \dots, A(X_n))$
für Knoten X_0 mit Kindern $[X_1, \dots, X_n]$

$$S \rightarrow mSS, A(X_0) + A(X_3) = A(X_2);$$

$$S \rightarrow e, A(X_0) = A(X_1);$$

$$\text{Terminale: } A(e) = 1, A(m) = 0$$

Attributgrammatiken (II)

ein Ableitungsbaum mit Annotationen ist
korrekt bezüglich einer Attributgrammatik, wenn

- ▶ zur zugrundeliegenden CF-Grammatik paßt
- ▶ in jedem Knoten das Attribut-Tupel (von Knoten und Kindern) zur erlaubten Tupelmengemenge gehört

Plan:

- ▶ Baum beschreibt Syntax, Attribute beschreiben Semantik

Ursprung: Donald Knuth: Semantics of Context-Free Languages, (Math. Systems Theory 2, 1968)

technische Schwierigkeit: Attributwerte effizient bestimmen.
(beachte: (zirkuläre) Abhängigkeiten)

Donald E. Knuth

- ▶ The Art Of Computer Programming (1968, ...) (Band 3: Sortieren und Suchen)
- ▶ T_EX, Metafont, Literate Programming (1983, ...) (Leslie Lamport: L^AT_EX)
- ▶ Attribut-Grammatiken (1968)
- ▶ Anwendung der Landau-Notation ($O(f)$, Analysis) und Erweiterung (Ω , Θ) für asymptotische Komplexität
- ▶ ...

<http://www-cs-faculty.stanford.edu/~uno/>

Arten von Attributen

- ▶ synthetisiert:
hängt nur von Attributwerten in Kindknoten ab
- ▶ ererbt (inherited)
hängt nur von Attributwerten in Elternknoten und (linken)
Geschwisterknoten ab

Wenn Abhängigkeiten bekannt sind, kann man Attributwerte durch Werkzeuge bestimmen lassen.

Attributgrammatiken–Beispiele

- ▶ Auswertung arithmetischer Ausdrücke (dynamisch)
- ▶ Bestimmung des abstrakten Syntaxbaumes
- ▶ Typprüfung (statisch)
- ▶ Kompilation (für Kellermaschine) (statisch)

Konkrete und abstrakte Syntax

- ▶ konkreter Syntaxbaum = der Ableitungsbaum
- ▶ abstrakter Syntaxbaum = wesentliche Teile des konkreten Baumes

unwesentlich sind z. B. die Knoten, die zu Hilfsvariablen der Grammatik gehören.

abstrakter Syntaxbaum kann als synthetisiertes Attribut konstruiert werden.

```
E -> E + P ; E.abs = new Plus(E.abs, P.abs)
E -> P ; E.abs = P.abs
```

Regeln zur Typprüfung

... bei geschachtelten Funktionsaufrufen

- ▶ Funktion f hat Typ $A \rightarrow B$
- ▶ Ausdruck X hat Typ A
- ▶ dann hat Ausdruck $f(X)$ den Typ B

Beispiel

```
class C {  
    static class A {}    static class B {}  
    static B f (A y) { .. }  
    static A g (B x) { .. }  
    ..  
    .. C.g (C.f (new C.A()))    .. }
```

Aufgaben zu VL KW 44

- ▶ zu Folie „Bsp. statische/dynamische Semantik“:
die zugehörige Stelle im Java-Standard suchen,
... im ECMA-262-Standard
- ▶ für die eindeutige Grammatik für arithmetische Ausdrücke,
die in der VL/Übung entwickelt wurde:
 - ▶ Ableitungsbaum für $1 * 2 - 3 * 4$
 - ▶ Grammatik erweitern für geklammerte Ausdrücke,
Eindeutigkeit begründen,
Ableitungsbaum für $1 * (2 - 3) * 4$ angeben
- ▶ vergleiche mit den entsprechenden
Grammatik-Variablen/Regeln in der Java-Grammatik

Übung Attributgrammatiken/SableCC

- ▶ SableCC: <http://sablecc.org/>
SableCC is a parser generator for building compilers, interpreters . . . , strictly-typed abstract syntax trees and tree walkers

- ▶ Syntax einer Regel

```
linke-seite { -> attribut-typ }  
    = { zweig-name } rechte-seite { -> attribut-
```

- ▶ Quelltexte:

```
git clone https://gitlab.imn.htwk-leipzig.de/waldmann
```

Benutzung:

```
cd pps-ws15/rechner ; make ; make test ; make cl
```

(dafür muß **sablecc** gefunden werden, siehe

```
http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/  
etc/pool/)
```

- ▶ Struktur:

- ▶ `rechner.grammar` enthält Attributgrammatik, diese beschreibt die Konstruktion des *abstrakten Syntaxbaumes* (AST) aus dem Ableitungsbaum (konkreten Syntaxbaum)

- ▶ `Eval.java` enthält Besucherobjekt, dieses beschreibt die

Dynamische Semantik

- ▶ operational:
beschreibt Wirkung einzelner Anweisungen durch Änderung des Speicherbelegung
- ▶ denotational:
ordnet jedem (Teil-)Programm einen Wert zu, Bsp: eine Funktion (höherer Ordnung).
Beweis von Programmeigenschaften durch Term-Umformungen
- ▶ axiomatisch (Bsp: Hoare-Kalkül):
enthält Schlußregeln, um Aussagen über Programme zu beweisen

Bsp. Operationale Semantik: Keller

- ▶ Kellerspeicher
 - ▶ Zustand ist Zahlenfolge $s \in \mathbb{Z}^*$, Empty = []
 - ▶ Operationen:
 - ▶ Push(x), Semantik: $[s_1, \dots, s_n] \rightarrow [x, s_1, \dots, s_n]$
 - ▶ $y := \text{Pop}()$, Semantik: $[y, s_1, \dots, s_n] \rightarrow [s_1, \dots, s_n]$
- ▶ Realisierung zweistelliger Verknüpfungen: Argumente vom Keller holen, Resultat auf Keller schreiben, z.B.
Plus $\equiv \{a := \text{Pop}(); b := \text{Pop}(); \text{Push}(a + b)\}$
- ▶ benutzt in Prog.-Spr. Forth (1970), PostScript (1982), JVM (Java Virtual Machine, 1994), Bsp: 6.5 `iadd`

Kompilation für Kellermaschine

- ▶ Spezifikation:
 - ▶ Eingabe: Java-Ausdruck A , Bsp. $3 * x + 1$
 - ▶ Ausgabe: JVM-Programm P , Bsp:
`push 3; push x; imul; push 1; iadd;`
 - ▶ Zusammenhang: $\square \xrightarrow{P} [\text{Wert}(A)]$
 - ▶ dann gilt auch $\forall k \in \mathbb{Z}^* : k \xrightarrow{P} ([\text{Wert}(A)] \circ k)$
- ▶ Realisierung (Kompilation):
 - ▶ Code für Konstante/Variable c : `push c;`
 - ▶ Code für Ausdruck $x \circ y$: `code(x); code(y); o;`der so erzeugte Code ist synthetisiertes Attribut
- ▶ JVM-Programm (Bytecode) ansehen mit `javap -c,`

Operationale Semantik: Sprünge

- ▶ Maschinenmodell:
Variable PC (program counter) enthält Adresse des nächsten auszuführenden Befehls
- ▶ Semantik von $\text{Goto}(z)$ ist: $\text{PC} := z$
Semantik der Nicht-Sprungbefehle: $\dots, \text{PC} := \text{PC} + 1$
- ▶ andere Varianten der Programmablaufsteuerung können in Goto-Programme übersetzt werden
Bsp: Schleife $\text{while } (B) \ A \Rightarrow \text{if } (B) \ \dots$
das findet bei Kompilation von Java nach JVM statt

Denotationale Semantik

Beispiele

- ▶ jedes (nebenwirkungsfreie) *Unterprogramm* ist eine Funktion von Argument nach Resultat
- ▶ jede *Anweisung* ist eine Funktion von Speicherbelegung nach Speicherbelegung

Vorteile denotationaler Semantik:

- ▶ Bedeutung eines Programmes = mathematisches Objekt
- ▶ durch Term beschreiben, durch äquivalente Umformungen verarbeiten (equational reasoning)

Vorteil deklarativer Programmierung:

Programmiersprache *ist* Beschreibungssprache

Beispiele Denotationale Semantik

- ▶ jeder arithmetische Ausdruck (aus Konstanten und Operatoren)
beschreibt eine Zahl
- ▶ jeder aussagenlogische Ausdruck (aus Variablen und Operatoren)
beschreibt eine Funktion (von Variablenbelegung nach Wahrheitswert)
- ▶ jeder reguläre Ausdruck
beschreibt eine formale Sprache
- ▶ jedes rekursive definierte Unterprogramm
beschreibt eine *partielle* Funktion

Beispiel: Semantik von Unterprogr.

Unterprogramme definiert durch Gleichungssysteme.

Sind diese immer lösbar? (überhaupt? eindeutig?)

Geben Sie geschlossenen arithmetischen Ausdruck für:

```
f (x) = if x > 52
        then x - 11
        else f (f (x + 12))
```

```
g(x,y) =
  if x <= 0 then 0
  else if y <= 0 then 0
  else 1 + g (g (x-1, y), g (x, y-1))
```

Axiomatische Semantik

Notation für Aussagen über Speicherbelegungen:

$$\{ V \} A \{ N \}$$

- ▶ für jede Belegung s , in der Vorbedingung V gilt:
- ▶ wenn Anweisung A ausgeführt wird,
- ▶ und Belegung t erreicht wird, dann gilt dort Nachbedingung N

Beispiel: $\{ x \geq 5 \} y := x + 3 \{ y \geq 7 \}$

Gültigkeit solcher Aussagen kann man

- ▶ beweisen (mit Hoare-Kalkül)
- ▶ prüfen (testen)

Beachte: $\{x \geq 5\} \text{ while } (\text{true}) ; \{x == 42\}$

Eiffel

Bertrand Meyer, <http://www.eiffel.com/>

```
class Stack [G]      feature
  count : INTEGER
  item  : G is require not empty do ... end
  empty : BOOLEAN is do .. end
  full  : BOOLEAN is do .. end
  put (x: G) is
    require not full do ...
    ensure not empty
      item = x
      count = old count + 1
```

Beispiel sinngemäß aus: B. Meyer: Object Oriented Software Construction, Prentice Hall 1997

Hoare-Kalkül: Überblick

zu jedem Knotentyp in abstrakten Syntaxbäumen von strukturierten imperativen Programmen ein Axiom-Schema

- ▶ elementare Anweisung:

- ▶ Zuweisung $\{ N[x/E] \} x := E \{ N \}$

- ▶ zusammengesetzte Anweisungen:

- ▶ wenn $\{ V \} C \{ Z \}$ und $\{ Z \} D \{ N \}$
dann $\{ V \} C; D \{ N \}$

- ▶ wenn $\{ V \text{ und } B \} C \{ N \}$
und $\{ V \text{ und not } B \} D \{ N \}$
dann $\{ V \} \text{if } (B) \text{ then } C \text{ else } D \{ N \}$

- ▶ wenn $\{ I \text{ and } B \} A \{ I \}$,
dann $\{ I \} \text{while } (B) \text{ do } A \{ I \text{ and not } B \}$

Anwendung des Zuweisungs-Axioms

- ▶ Axiom (-Schema): $\{ N[x/E] \} x := E \{ N \}$
- ▶ dabei bedeutet $N[x/E]$:
der Ausdruck N , wobei jedes Vorkommen des Namens x durch den Ausdruck E ersetzt wird
Bsp: $(y \geq 7)[y/x + 3] = (x + 3 \geq 7) = (x \geq 4)$
- ▶ Bsp: Anwendung $\{ \dots \} y := x+3 \{ y \geq 7 \}$
- ▶ Übung: welche Vorbedingung ergibt sich für
 $a := a + b; b := a - b; a := a - b;$
und Nachbedingung $a = X \wedge b = Y$?

Hoare-Kalkül: Ergänzung

- ▶ logische Umformungen (Programm A bleibt erhalten)
 - ▶ Verschärfen einer Vorbedingung (von V zu V')
 - ▶ Abschwächen einer Nachbedingung (von N zu N')

wenn $\{ V \} A \{ N \}$ und $V' \Rightarrow V$ und $N \Rightarrow N'$
dann $\{ V' \} A \{ N' \}$

- ▶ **Anwendung: beweise** $\{x < 4\} x := 5-x \{ x > 2 \}$
 - ▶ Zuweisungs-Axiom ergibt $\{5-x>2\} x:=5-x \{x>2\}$
 - ▶ äquivalent umgeformt zu $\{x<3\} x:=5-x \{x>2\}$
 - ▶ dann o.g. Axiom anwenden mit
 $V = (x < 3)$, $V' = (x < 4)$, $N = N' = (x > 2)$

Übungen zur VL KW 45

Hausaufgaben:

- ▶ die Semantik von `iadd` aus in der JVM-Spezifikation mit der aus VL vergleichen
- ▶ zu Folie „denotationale Semantik von Unterprogrammen“: zu den dort angegebenen Definitionen von f , g :
 - ▶ geben Sie einige Funktionswerte an und die zu ihrer Bestimmung notwendigen Rechenschritte
 - ▶ geben Sie die denotationale Semantik durch einen einfachen arithmetischen Ausdruck A an
 - ▶ beweisen Sie, daß A die Spezifikation (die Definitionsgleichung von f bzw. g) erfüllt
- ▶ zur Folie „Hoare-Kalkül: Zuweisungen“: bestimmen Sie die Vorbedingung zu `a := a + b; ...`, aus den Axiomen für Zuweisung und Nacheinanderausführung.

in der Übung:

- ▶ das Java-Programm

```
class C { static int m (int x) { return 3 * x +  
kompilieren (javac C.java), JVM-Code ansehen <img alt="Navigation icons" data-bbox="820 960 990 985"/>
```

Bemerkungen zur Rekursion

- ▶ $g(x, y) = \text{if } x \leq 0 \text{ then } 0$
 $\text{else if } y \leq 0 \text{ then } 0$
 $\text{else } 1 + g(g(x-1, y), g(x, y-1))$
- ▶ 1. Wertetabelle durch Programm bestimmen!
 Programmiersprache dabei völlig egal! 2. Selbständig!
- ▶ Wenn die Rechnung zu lange dauert: 3. verstehen, warum,
 4. effizienteren Algorithmus benutzen
 welches Algorithmen-Entwurfsprinzip hilft hier?
- ▶ das ist alles Wiederholung aus der VL (*Grundlagen der Programmierung bzw. Algorithmen und Datenstrukturen*)

Anwendung: Axiom für Verzweigung

- ▶ **das Axiom:**

```
wenn { V und      B } C { N }  
und  { V und not B } D { N }  
dann { V } if (B) then C else D { N }
```

- ▶ **Anwendung: beweisen Sie**

```
{ x > 9 }  
if (x > y) then a := x - 2 else a := y + 2  
{ a > 7 }
```

Axiom für Verzweigung (Rechnung)

- ▶ wir müssen $\{x > 9 \text{ und } x > y\} \ a := x - 2 \ \{a > 7\}$
und $\{x > 9 \text{ und } x \leq y\} \ a := y + 2 \ \{a > 7\}$ zeigen,
um das Axiom-Schema anwenden zu können
- ▶ Zuweisungs-Axiom ergibt $\{x - 2 > 7\} \ a := x - 2 \ \{a > 7\}$
äquivalent umgeformt $\{x > 9\} \ a := x - 2 \ \{a > 7\}$
Axiom-Schema zum Verschärfen der Vorbedingung
($V' = (x > 9) \wedge (x > y)$, $V = (x > 9)$) ergibt erstes Teilziel
- ▶ Zuweisungs-Axiom ergibt $\{y + 2 > 7\} \ a := y + 2 \ \{a > 7\}$
äquivalent umgeformt $\{y > 5\} \ a := y + 2 \ \{a > 7\}$
Axiom-Schema zu Verschärfen der Vorbedingung
ist anwendbar für $V' = (x > 9 \wedge x \leq y)$, $V = (y > 5)$ wegen
 $V' \Rightarrow V$, ergibt zweites Teilziel

Anwendung des Axioms für Schleifen

- ▶ wenn $\{ I \text{ and } B \} A \{ I \}$,
dann $\{ I \} \text{ while } (B) \text{ do } A \{ I \text{ and not } B \}$
- ▶ Eingabe `int p, q; // p = P und q = Q`
`int c = 0;`
`// inv: p * q + c = P * Q`
`while (q > 0) {`
 `???`
`}`
`// c = P * Q`
- ▶ Invariante muß: 1. vor der Schleife gelten, 2. im S.-Körper invariant bleiben, 3. nach der Schleife nützlich sein
- ▶ erst Spezifikation (hier: Invariante), dann Implementierung. (sonst: *cart before the horse*, EWD 1035)

Der erweiterte Euklidische Algorithmus

- ▶ Spezifikation: (Beispiel: $x = 60, y = 35, \dots$)
 - ▶ Eingabe: $x, y \in \mathbb{N}$
 - ▶ Ausgabe: $a, b \in \mathbb{Z}$ mit $g = a \cdot x + b \cdot y \wedge g|x \wedge g|y$
- ▶ Satz: $g = \gcd(x, y)$.
- ▶ Def: $\gcd(x, y)$ ist das Infimum (größte untere Schranke) von x und y in der Teilbarkeits-Halbordnung, d.h.,
 $\gcd(x, y)|x \wedge \gcd(x, y)|y \wedge \forall h : \dots$
- ▶ Beweis des Satzes:
 1. $g|x \wedge g|y$ nach Spezifikation,
 2. \dots

Erweiterter Euklid — funktional

- ▶ **Ausgabe:** $a, b \in \mathbb{Z}$ mit $\text{gcd}(x, y) = a \cdot x + b \cdot y$
- ▶ `ee :: Int -> Int -> (Int, Int)`
`ee x y =`
 `if y == 0 then (... , ...)`
 `else let (d,m) = divMod x y`
 `(p,q) = ee y m`
 `in (... , ...)`
- ▶ **Beweis:** Induktion nach y
- ▶ **benutzt Eigenschaften des gcd:**
 $\text{gcd}(x, 0) = \dots$, $\text{gcd}(d \cdot y + m, y) = \text{gcd}(m, y)$.

Erweiterter Euklid — funktional (vollst.)

- ▶ Ausgabe: $a, b \in \mathbb{Z}$ mit $\gcd(x, y) = a \cdot x + b \cdot y$
- ▶ `ee :: Int -> Int -> (Int, Int)`

```
ee x y =  
  if y == 0 then (1 , 0)  
  else let (d , m) = divMod x y  
          (p , q) = ee y m  
          in (q, p - d * q)
```

Simultan-Zuweisung

- ▶ Anweisung $(v_1, v_2) := (e_1, e_2)$ für $v_1 \neq v_2$
- ▶ axiomatische Semantik:
 $\{N[v_1/e_1, v_2/e_2]\} (v_1, v_2) := (e_1, e_2) \{N\}$
verwendet links simultane Ersetzung
- ▶ Bsp: $\{\dots\} (a, b) := (b, a) \{a = 2 \wedge b = 5\}$
Bsp: $\{\dots\} (x, y) := (x + y, x - y) \{x = 7 \wedge y \geq 3\}$
- ▶ realisiert in der Sprache CPL 1963
- ▶ in JS als *destructuring assignment*, ECMA 262: 12.15.5
 $[a, b] = [8, 9]; [a, b] = [b, a]$

Erweiterter Euklid — imperativ

- ▶ Ansatz: verwende $x, y, a, b, r, s \geq 0$ mit Invariante
 $\text{gcd}(x, y) = \text{gcd}(x_{\text{in}}, y_{\text{in}}) \wedge x = a \cdot x_{\text{in}} + b \cdot y_{\text{in}}, y = p \cdot x_{\text{in}} + q \cdot y_{\text{in}}$
- ▶ // $X = x, Y = y, x \geq 0, y \geq 0$
 $(a, b, p, q) := \dots$
 // Inv: $\text{gcd}(x, y) = \text{gcd}(X, Y),$
 $x = a X + b Y, y = p X + q Y$
 while ($y > 0$) {
 $(x, y, a, b, p, q) := (y, x \bmod y, \dots)$
 }
 // $\text{gcd}(X, Y) = a X + b Y$

Übungen Schleifen-Invarianten

1. Ergänzen Sie das Programm, so daß die Spezifikation (das Potenzieren) erfüllt wird.

```
Eingabe: natürliche Zahlen a, b;  
// a = A und b = B  
int p := 1; int c := ???;  
// Invariante:  $c^b * p = A^B$   
while (b /= 0) {  
    if (b ist ungerade)  
        then (c,p) := ...  
        else (c,p) := ...  
    // z  
    b := abrunden (b/2);  
}
```

Ausgabe: p; // $p = A^B$

- ▶ Initialisieren Sie c so, daß die Invariante gilt.
- ▶ Wieso folgt aus der Invariante bei Verlassen der Schleife die Korrektheit der Ausgabe?
- ▶ Bestimmen Sie eine geeignete Aussage z als Vorbedingung der nachfolgenden Anweisung bezüglich der

Warum Typen?

- ▶ Typ ist Menge von Werten mit Operationen
- ▶ für jede eigene Menge von Werten (Variablen) aus dem *Anwendungsbereich* benutze eine eigenen Typ
... und verdeutliche das im Quelltext!
- ▶ Bezeichner werden statisch typisiert,
der Typ der Daten zur Laufzeit (an der bezeichneten Speicherstelle) stimmt dann mit dem statischen Typ des Bezeichners überein (Sicherheit)
und muß nicht mehr getestet werden (Effizienz)

Historische Entwicklung

- ▶ keine Typen (nur ein Typ: alles ist Maschinenwort)
- ▶ vorgegebene Typen (Fortran: Integer, Real, Arrays)
- ▶ benutzerdefinierte Typen
(algebraische Datentypen;
Spezialfälle: enum, struct, class)
- ▶ abstrakte Datentypen (interface)
- ▶ polymorphe Typen (z.B. `List<E>`, aber auch Arrays)
- ▶ (data) dependent types (z.B. in Agda, Idris)

Überblick

- ▶ einfache (primitive) Typen
 - ▶ Zahlen, Wahrheitswerte, Zeichen
 - ▶ benutzerdefinierte Aufzählungstypen
 - ▶ Teilbereiche
- ▶ zusammengesetzte (strukturierte) Typen
 - ▶ Produkt (records)
 - ▶ Summe (unions) (Spezialfall: Aufzählungen)
 - ▶ rekursive Typen
 - ▶ Potenz (Funktionen: Arrays, (Tree/Hash-)Maps, Unterprogramme)
 - ▶ Verweistypen (Zeiger)

Zahlenbereiche

- ▶ Maschinenzahlen (oft im Sprachstandard festgelegt)
 - ▶ ganze Zahlen (in binärem Zweierkomplement)
 - ▶ gebrochene Zahlen (in binärer Gleitkommadarstellung)
Goldberg 1991: *What Every Computer Scientist Should Know About Floating-Point Arithmetic*
http://docs.oracle.com/cd/E19957-01/806-3568/ncg_goldberg.html
- ▶ Abstraktionen (oft in Bibliotheken, Bsp. <https://gmpilib.org/manual/>)
 - ▶ beliebig große Zahlen
 - ▶ exakte rationale Zahlen

Aufzählungstypen

können einer Teilmenge ganzer Zahlen zugeordnet werden

- ▶ durch Sprache vorgegeben: z.B. int, char, boolean
- ▶ anwendungsspezifische (benutzerdef.) Aufzählungstypen

```
typedef enum {
```

```
    Mon, Tue, Wed, Thu, Fri, Sat, Sun
```

```
} day;
```

```
data Day = Mon | Tue | Wed | Thu | Fri | Sat | Sun
```

Ü: enum in Java

Designfragen:

- ▶ automatische oder manuelle Konversion zw. Aufzählungstypen

Maßeinheiten in F#

physikalische Größe = Maßzahl \times Einheit.

viele teure Softwarefehler durch Ignorieren der Einheiten.

in F# (Syme, 200?), aufbauend auf ML (Milner, 197?)

```
[<Measure>] type kg ;;  
let x = 1<kg> ;;  
x * x ;;  
[<Measure>] type s ;;  
let y = 2<s> ;;  
x * y ;;  
x + y ;;
```

<http://msdn.microsoft.com/en-us/library/dd233243.aspx>

Zeichen und Zeichenketten

- ▶ das naive Modell ist:

- ▶ Zeichen paßt in (kurze) Maschinenzahl (z.B. `char = byte`)
- ▶ Zeichenketten sind (Zeiger auf) Arrays

das ist historisch begründet (US-amerikanische Hardware-Hersteller)

- ▶ das umfassende Modell ist `http:`

`//www.unicode.org/versions/Unicode9.0.0/`
jedes Zeichen wird durch *encoding scheme* (z.B. UTF8) auf *Folge* von Bytes abgebildet.

Zusammengesetzte Typen

Typ = Menge, Zusammensetzung = Mengenoperation:

- ▶ Produkt (record, struct)
- ▶ disjunkte Summe (union, case class, enum)
- ▶ Rekursion,
z.B. `data Tree a = ... | Branch (Tree a) ...`
- ▶ Potenz (Funktion),
z.B. `type Sorter a = (List a -> List a)`

Produkttypen (Records)

$$R = A \times B \times C$$

Kreuzprodukt mit benannten Komponenten:

```
typedef struct {  
    A foo; B bar; C baz;  
} R;
```

```
R x; ... B x.bar; ...
```

erstmalig in COBOL (≤ 1960) (Interview mit der Erfinderin:

[http:](http://archive.computerhistory.org/resources/text/Oral_History/Hopper_Grace/102702026.05.01.pdf)

[//archive.computerhistory.org/resources/text/
Oral_History/Hopper_Grace/102702026.05.01.pdf](http://archive.computerhistory.org/resources/text/Oral_History/Hopper_Grace/102702026.05.01.pdf))

Übung: Record-Konstruktion (in C, C++)?

Summen-Typen

$$R = A \cup B \cup C$$

disjunkte (diskriminierte) Vereinigung (Pascal)

```
type tag = ( eins, zwei, drei );
type R = record case t : tag of
    eins : ( a_value : A );
    zwei : ( b_value : B );
    drei : ( c_value : C );
end record;
```

nicht diskriminiert (C):

```
typedef union {
    A a_value; B b_value; C c_value;
}
```

Vereinigung mittels Interfaces

I repräsentiert die Vereinigung von *A* und *B*:

```
interface I { }  
class A implements I { int foo; }  
class B implements I { String bar; }
```

Notation dafür in **Scala** (<http://scala-lang.org/>)

```
abstract class I  
case class A (foo : Int) extends I  
case class B (bar : String) extends I
```

Verarbeitung durch *Pattern matching*

```
def g (x : I): Int = x match {  
  case A(f) => f + 1  
  case B(b) => b.length() }  
}
```

Rekursiv definierte Typen

Haskell (<http://haskell.org/>)

```
data Tree a = Leaf a
            | Branch ( Tree a ) ( Tree a )
data List a = Nil | Cons a ( List a )
```

Java

```
interface Tree<A> { }
class Leaf<A> implements Tree<A> { A key }
class Branch<A> implements Tree<A>
  { Tree<A> left, Tree<A> right }
```

das ist ein *algebraischer Datentyp*,
die Konstruktoren (Leaf, Branch, Nil, Cons) bilden die Signatur
der Algebra,
die Elemente der Algebra sind Terme (Bäume)

Potenz-Typen

$B^A := \{f : A \rightarrow B\}$ (Menge aller Funktionen von A nach B)
ist sinnvolle Notation, denn $|B|^{|A|} = |B^A|$
spezielle Realisierungen:

- ▶ Funktionen (Unterprogramme)
- ▶ Wertetabellen (Funktion mit endlichem Definitionsbereich)
(Assoziative Felder, Hashmaps)
- ▶ Felder (Definitionsbereich ist Aufzählungstyp) (Arrays)
- ▶ Zeichenketten (Strings)

die unterschiedliche Notation dafür (Beispiele?) ist bedauerlich.

Felder (Arrays)

- ▶ Realisierung einer Abbildung, Definitionsbereich ist Intervall von Zahlen, Wertebereich ist benutzerdefiniert.
- ▶ Motivation: Zugriff auf beliebiges Element in konstanter Zeit (unabhängig von Intervallgröße)

$$a[i] = * (a + w * i)$$

Design-Entscheidungen:

- ▶ welche Index-Typen erlaubt? (Zahlen? Aufzählungen?)
- ▶ Bereichsprüfungen bei Indizierungen? (C: nein, Java: ja)
- ▶ Allokation statisch oder dynamisch?
- ▶ Index-Bereiche statisch oder dynamisch?
- ▶ Konstruktion von Feldern?
- ▶ mehrdimensionale Felder (gemischt oder rechteckig)?

Felder in C

```
int main () {  
    int a [10][10];  
    a[3][2] = 8;  
    printf ("%d\n", a[2][12]);  
}
```

- ▶ statische Dimensionierung,
- ▶ dynamische Allokation,
- ▶ keine Bereichsprüfungen.
- ▶ Form: rechteckig, Adress-Rechnung:

`int [M][N]; a[x][y] ==> *(&a + (N*x + y))`

Felder in Javascript

- ▶ die Notation `a[i]` wird verwendet für Felder (Zugriff über Index) *und* (Hash)Maps (Zugriff über Schlüssel).
- ▶ durch das Fehlen statischer Typisierung sowie implizite Umwandlung zwischen Zahl und Zeichenkette wird absurdes Verhalten spezifiziert, vgl. [https:](https://news.ycombinator.com/item?id=14675706)

```
//news.ycombinator.com/item?id=14675706
```

```
var arr1 = []; arr1[4294967296]=1;
  // arr1.length == 0
var arr2 = []; arr2[2147483647]=1;
  // arr2.length == 2147483648
var arr3 = []; arr3[-1]=1;
  // arr3.length == 0
```

Felder in Java

```
int [][] feld =  
    { {1,2,3}, {3,4}, {5}, {} };  
for (int [] line : feld) {  
    for (int item : line) {  
        System.out.print (item + " ");  
        System.out.println ();  
    }  
}
```

- ▶ dynamische Dimensionierung und Allokation,
- ▶ Bereichsprüfungen.
- ▶ Arrays sind immer eindimensional, aber man kann diese schachteln. (Kosten?)

Kosten der Bereichsüberprüfungen

- ▶ es wird oft als Argument für C (und gegen Java) angeführt, daß die erzwungene Bereichsüberprüfung bei jedem Array-Zugriff so teuer sei.
- ▶ sowas sollte man erst glauben, wenn man es selbst gemessen hat.
- ▶ moderne Java-Compiler sind *sehr clever* und können *theorem-prove away (most) subscript range checks*
- ▶ das kann man auch in der Assembler-Ausgabe des JIT-Compilers sehen.

[http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/
etc/safe-speed/](http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/safe-speed/)

Felder in C#

Übung: Unterschiede zwischen

- ▶ `int [][] a` geschachtelt (wie in Java)
- ▶ `int [,] a` mehrdimensional rechteckig

in

- ▶ Benutzung (Zugriff)
- ▶ Konstruktion/Initialisierung

Verweistypen

- ▶ Typ T , Typ der Verweise auf T .
- ▶ Operationen: new, put, get, delete
- ▶ ähnlich zu Arrays (das Array ist der Hauptspeicher)
- ▶ explizite Verweise in C, Pascal

```
int x = 2 ; int *p = &x; ... *p + 3
```

- ▶ implizite Verweise: Java:

alle nicht primitiven Typen sind Verweistypen,
De-Referenzierung ist implizit

```
Object a = ...; Object b = a; kopiert Verweis
```

- ▶ C#: class ist Verweistyp, struct ist Werttyp

Verweis- und Wertsemantik in C#

- ▶ für Objekte, deren Typ `class ...` ist:
Verweis-Semantik (wie in Java)
- ▶ für Objekte, deren Typ `struct ...` ist:
Wert-Semantik

Testfall:

```
class s {public int foo; public string bar;}  
s x = new s(); x.foo = 3; x.bar = "bar";  
s y = x; y.bar = "foo";  
Console.WriteLine (x.bar);
```

und dann `class` durch `struct` ersetzen

Algebraische Datentypen in Pascal, C

Rekursion unter Verwendung von Verweistypen

Pascal:

```
type Tree = ^ Node ;
type Tag = ( Leaf, Branch );
type Node = record case t : Tag of
  Leaf : ( key : T ) ;
  Branch : ( left : Tree ; right : Tree );
end record;
```

C: ähnlich, benutze typedef

Null-Zeiger: der Milliarden-Dollar-Fehler

- ▶ Tony Hoare (2009): [The null reference] has led to innumerable errors, vulnerabilities, and system crashes, which have probably caused a billion dollars of pain and damage in the last forty years.

(<https://www.infoq.com/presentations/Null-References-The-Billion-Dollar-Mistake-Tony>)

- ▶ Das Problem sind nicht die Zeiger selbst, sondern daß (in vielen Sprachen) der Wert `null` zu jedem Zeigertyp gehört — obwohl er gar kein Zeiger ist

Übung Typen

- ▶ für Mengen

$A = \emptyset, B = \{0\}, C = \{1, 2\}, D = \{3, 4, 5\}, E = \{6, 7, 8, 9\}$,
geben Sie an:

- ▶ alle Elemente von $A \times C, B \times D, A \cup B, B^A, A^B, C^B, B^C, C^D$
 - ▶ ein Element aus $(C \times D)^E$
 - ▶ die Kardinalitäten von $(C \times D)^E, C^{D \cup E}$
- ▶ algebraische Datentypen und Polymorphie in Haskell
(vgl. VL Fortgeschrittene Programmierung (Bachelor)
[http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ss16/fop/folien/#\(20\)](http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ss16/fop/folien/#(20)),
[http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ss16/fop/folien/#\(41\)](http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ss16/fop/folien/#(41)))
 - ▶ Arrays in C (Assemblercode anschauen)
 - ▶ rechteckige und geschachtelte Arrays in C#
 - ▶ Wert/Verweis (struct/class) in C#

Variablen

- ▶ vereinfacht: Variable bezeichnet eine Speicherstelle
- ▶ genauer: Variable besitzt Attribute
 - ▶ Name
 - ▶ Adresse
 - ▶ Wert
 - ▶ Typ
 - ▶ Lebensdauer
 - ▶ Sichtbarkeitsbereich
- ▶ Festlegung dieser Attribute *statisch* oder *dynamisch*

Namen in der Mathematik

- ▶ ein Name bezeichnet einen unveränderlichen Wert

$$e = \sum_{n \geq 0} \frac{1}{n!}, \quad \sin = (x \mapsto \sum_{n \geq 0} (-1)^n \frac{x^{2n+1}}{(2n+1)!})$$

- ▶ auch n und x sind dabei lokale Konstanten (werden aber gern „Variablen“ genannt)
- ▶ auch die „Variablen“ in Gleichungssystemen sind (unbekannte) Konstanten $\{x + y = 1 \wedge 2x + y = 1\}$

in der Programmierung:

- ▶ Variable ist Name für Speicherstelle (= konstanter Zeiger)
- ▶ implizite Dereferenzierung beim Lesen und Schreiben
- ▶ Konstante: Zeiger auf schreibgeschützte Speicherstelle

Namen

- ▶ welche Buchstaben/Zeichen sind erlaubt?
- ▶ reservierte Bezeichner?
- ▶ Groß/Kleinschreibung?
- ▶ Konvention: `long_name` oder `longName` (camel-case)
(Fortran: `long name`)
im Zweifelsfall: Konvention der Umgebung einhalten
- ▶ Konvention: Typ im Namen (Bsp.: `myStack = ...`)
 - ▶ verrät Details der Implementierung
 - ▶ ist ungeprüfte Behauptung

besser: `Stack<Ding> rest_of_input = ...`

Deklaration und Definition

- ▶ **Bsp:** `int x = 8;`
`int x` ist Deklaration, `= 8` ist Definition
- ▶ **Bsp:** `static int f(int y) { return y+1; }`
`static int f(int y)` ist Deklaration,
`(int y) { return y+1; }` ist Definition.
- ▶ Deklaration:
 - ▶ statische Semantik: der Name ist ab hier sichtbar
 - ▶ dynamische S.: dem Namen ist Speicherplatz zugeordnet
- ▶ Definition:
 - ▶ dynamische Semantik: dem Namen ist Wert zugeordnet
 - ▶ statische S.: (siehe „garantierte Initialisierung“ später)

Typen für Variablen

- ▶ dynamisch (Wert hat Typ)
- ▶ statisch (Name hat Typ)
 - ▶ deklariert (durch Programmierer)
 - ▶ inferiert (durch Übersetzer)
 - z. B. `var` in C#
- ▶ Vor/Nachteile: Lesbarkeit, Sicherheit, Kosten

Dynamisch typisierte Sprachen

- ▶ Daten sind typisiert, Namen sind nicht typisiert.
- ▶ LISP, Clojure, PHP, Python, Perl, Javascript, ...
- ▶

```
var foo = function(x) {return 3*x;};  
foo(1);  
foo = "bar";  
foo(1);
```

Statisch typisierte Sprachen

- ▶ Namen sind typisiert, Daten sind typisiert,
- ▶ Invariante:
 - zur Laufzeit ist der *dynamische Typ* des Namens (der Typ des Datums auf der durch den Namen bezeichneten Speicherstelle)
 - immer gleich dem *statischen Typ* des Namens
- ▶ woher kommt der statische Typ?
 - ▶ Programmierer deklariert Typen von Namen (C, Java)
 - ▶ Compiler inferiert Typen von Namen (ML, C# (var))
- ▶ der dynamische Typ muß zur Laufzeit nicht repräsentiert werden (das spart Platz und Zeit)

Typdeklarationen

- ▶ im einfachsten Fall (Java, C#):

```
Typname Variablenname [ = Initialisierung ] ;  
int [] a = { 1, 2, 3 };  
Func<double,double> f = (x => sin(x));
```

- ▶ gern auch komplizierter (C): dort gibt es keine Syntax für Typen, sondern nur für Deklarationen von Namen.

```
double f (double x) { return sin(x); }  
int * p; double ( * a [2]) (double) ;
```

Beachte: * und [] werden „von außen nach innen“ angewendet

- ▶ Ü: Syntaxbäume zeichnen, a benutzen

Typinferenz in C# und Java

- ▶ C#

```
public class infer {  
    public static void Main (string [] argv) {  
        var arg = argv[0];  
        var len = arg.Length;  
        System.Console.WriteLine (len);  
    }  
}
```

- ▶ Ü: das `var` in C# ist nicht das `var` aus Javascript.

- ▶ Java:

für formale Parameter von anonymen Unterprogrammen

```
Function<Integer, Integer> f = (x) -> x;
```

Konstanten

- ▶ = Variablen, an die genau einmal zugewiesen wird
- ▶ ▶ C: `const` (ist Attribut für Typ)
 - ▶ Java: `final` (ist Attribut für Variable)

- ▶ **Vorsicht:**

```
class C { int foo; }  
static void g (final C x) { x.foo ++; }
```

- ▶ alle Deklarationen so lokal und so konstant wie möglich!
(d. h., Attribute *immutable* usw.)
denn das verringert den Umfang der Dinge, über die man nachdenken muß, um das Programm zu verstehen

Lebensort und -Dauer von Name und Daten

- ▶ statisch (auf statisch zugeordneter Adresse im Hauptspeicherbereich)

```
int f (int x) {  
    static int y = 3; y++; return x+y; }
```

- ▶ dynamisch (auf zur Laufzeit bestimmter Adresse)
 - ▶ Stack (Speicherbereich für Unterprogramm-Aufruf)
{ int x = ... }
 - ▶ Heap (Hauptspeicherbereich)
 - ▶ explizit (new/delete, malloc/free)
 - ▶ implizit (kein delete, sondern automatische Freigabe)
- ▶ Beachte (in Java, C#) in { C x = new C(); } ist x stack-lokal, Inhalt ist Zeiger auf das heap-globale Objekt.

Sichtbarkeit von Namen

- ▶ eine Deklaration ist sichtbar, wenn die Verwendung des Namens ein Bezug auf die deklarierte Variable ist
- ▶ üblich ist: Sichtbarkeit beginnt nach Deklaration und endet am Ende des umgebenden Blockes.
- ▶ Import-Deklarationen machen Namen aus anderen Namensbereichen sichtbar
- ▶ (Java) ohne Import-D. besteht *qualifizierte* Sichtbarkeit
- ▶ (C): Sichtbarkeit beginnt in der Initialisierung

```
int x = sizeof(x); printf ("%d\n", x);
```

Ü: ähnliches Beispiel für Java? Vgl. JLS Kapitel 6.

Verdeckung von Deklarationen

- ▶ Namen sind auch in inneren Blöcken sichtbar:

```
int x;  
while (...) {  
    int y;    ... x + y ...  
}
```

- ▶ innere Deklarationen verdecken äußere:

```
int x;  
while (...) {  
    int x;    ... x ...  
}
```

Sichtbarkeit in JavaScript

- ▶ Namen sind sichtbar

- ▶ Deklaration mit `var`: im (gesamten!) Unterprogramm

```
(function() { { var x = 8; } return x; } ) ()
```

- ▶ Deklaration mit `let`: im (gesamten!) Block

```
(function() { { let x = 8; } return x; } ) ()
```

- ▶ **Ü**: erkläre (durch Verweis auf Sprachspezifikation)

```
(function(){let x=8; {x=9} return x} )()
```

```
(function(){let x=8; {x=9;let x=10} return x} )()
```

```
(function(){let x=8; {y=9;let x=10} return x} )()
```

Übung

1. Wo steht im Java-Sprachstandard, daß jeder Name vor seiner Benutzung deklariert sein muß?
2. Beschreiben Sie Sichtbarkeitsbereich und Lebensdauer der Variablen in

```
int f (int x) {  
    int a = x;  
    int b = a+1;  
    int c = b+2;  
    return c;  
}
```

Vergleichen Sie mit der Ausgabe (Assemblercode) von
gcc -S

3. Beispiel in Java für: Sichtbarkeit beginnt mit Initialisierung
4. Beobachten und erklären Sie die Ausgabe von

```
#include <stdio.h>
```

```
int main (int argc, char **argv) {  
    int x = 3;
```

Einleitung

- ▶ Ausdruck hat *Wert* (Zahl, Objekt, ...)
(Ausdruck wird *ausgewertet*)
- ▶ Anweisung hat *Wirkung* (Änderung des Speicher/Welt-Zustandes)
(Anweisung wird *ausgeführt*)

Vgl. Trennung (in Pascal, Ada)

- ▶ Funktion (Aufruf ist Ausdruck)
- ▶ Prozedur (Aufruf ist Anweisung)

Ü: wie in Java ausgedrückt? wie stark getrennt?

Einleitung (II)

- ▶ in allen imperativen Sprachen gibt es Ausdrücke mit Nebenwirkungen (nämlich Unterprogramm-Aufrufe)
- ▶ in den rein funktionalen Sprachen gibt es keine (Neben-)Wirkungen, also keine Anweisungen (sondern nur Ausdrücke).
- ▶ in den C-ähnlichen Sprachen ist = ein Operator, (d. h. die Zuweisung ist syntaktisch ein Ausdruck, kann Teil von anderen Ausdrücken sein)

```
int x = 3; int y = x + (x = 4);
```

- ▶ in den C-ähnlichen Sprachen:

Ausdruck ist als Anweisung gestattet (z.B. in Block)

```
{ int x = 3; x++ ; System.out.println(x); }
```

Designfragen für Ausdrücke

- ▶ Syntax
 - ▶ Präzedenzen (Vorrang)
 - ▶ Assoziativitäten (Gruppierung)
 - ▶ kann Programmierer neue Operatoren definieren?
- ▶ statische Semantik
 - ▶ ... vorhandene Operatornamen überladen?
 - ▶ Typen der Operatoren?
 - ▶ implizite, explizite Typumwandlungen?
- ▶ dynamische Semantik
 - ▶ Ausdrücke dürfen (Neben-)Wirkungen haben?
 - ▶ falls mehrere: in welcher Reihenfolge?

Syntax von Ausdrücken

- ▶ einfache Ausdrücke : Literale, (Variablen-)Namen
- ▶ zusammengesetzte Ausdrücke:
 - ▶ Operator-Symbol zwischen Argumenten
 - ▶ Funktions-Symbol vor Argument-Tupel

wichtige Spezialfälle für Operatoren:

- ▶ arithmetische (von Zahlen nach Zahl)
- ▶ relationale (von Zahlen nach Wahrheitswert)
- ▶ boolesche (von Wahrheitswerten nach Wahrheitsw.)

Wdhlg: Syntaxbaum, Präzedenz, Assoziativität.

Syntax von Literalen

- ▶ Was druckt diese Anweisung?

```
System.out.println ( 12345 + 54321 );
```

- ▶ dieses und einige der folgenden Beispiele aus: Joshua Bloch, Neil Gafter: *Java Puzzlers*, Addison-Wesley, 2005.

Der Plus-Operator in Java

- ▶ ...addiert Zahlen und verkettet Strings.
- ▶ `System.out.println ("foo" + 3 + 4);`
`System.out.println (3 + 4 + "bar");`
- ▶ Vorgehen für die Analyse:
 - ▶ abstrakten Syntaxbaum bestimmen
 - ▶ Typen (als Attribute der AST-Knoten) bestimmen,
 - ▶ dabei implizite Typ-Umwandlungen einfügen
(in diesem Fall `Integer.toString()`)
 - ▶ Werte (als Attribute) bestimmen

Überladene Operatornamen

- ▶ Def: Name n ist *überladen*, falls n mehrere Bedeutungen hat
- ▶ aus praktischen Gründen sind arithmetische und relationale Operatornamen *überladen*
- ▶ Überladung wird statisch aufgelöst durch die Typen der Argumente.
- ▶ Beispiel:

```
int x = 3; int y = 4; ... x + y ...  
double a; double b; ... a + b ...  
String p; String q; ... p + q ...
```

Automatische Typanpassungen

- ▶ in vielen Sprachen postuliert man eine Hierarchie von Zahlbereichstypen:
byte \subseteq int \subseteq float \subseteq double
im allgemeinen ist das eine Halbordnung.
- ▶ Operator mit Argumenten verschiedener Typen:
(x :: int) + (y :: float)
beide Argumente werden zu kleinstem gemeinsamen Obertyp promoviert, falls dieser eindeutig ist (sonst statischer Typfehler)
(Halbordnung \rightarrow Halbverband)
- ▶ (das ist die richtige Benutzung von *promovieren*)

Implizite/Explizite Typumwandlungen

- ▶ Was druckt dieses Programm?

```
long x = 1000 * 1000 * 1000 * 1000;  
long y = 1000 * 1000;  
System.out.println ( x / y );
```

- ▶ Was druckt dieses Programm?

```
System.out.println ((int) (char) (byte) -1);
```

- ▶ Moral: wenn man nicht auf den ersten Blick sieht, was ein Programm macht, dann macht es wahrscheinlich nicht das, was man will.

Explizite Typumwandlungen

sieht gleich aus und heißt gleich (cast), hat aber verschiedene Bedeutungen:

- ▶ Datum soll in anderen Typ gewandelt werden, Repräsentation ändert sich:
`double x = (double) 2 / (double) 3;`
- ▶ Programmierer weiß es besser (als der Compiler), Code für Typprüfung zur Laufzeit wird erzeugt, Repräsentation ändert sich nicht:

```
List books;  
Book b = (Book) books.get (7);
```

Typ-Umwandlungen in Javascript

Gary Bernhardt: WAT (2012)

<https://www.destroyallsoftware.com/talks/wat>

Der Verzweigungs-Operator

Absicht: statt

```
if ( 0 == x % 2 ) {  
    x = x / 2;  
} else {  
    x = 3 * x + 1;  
}
```

lieber

```
x = if ( 0 == x % 2 ) {  
    x / 2  
} else {  
    3 * x + 1  
} ;
```

historische Notation dafür

```
x = ( 0 == x % 2 ) ? x / 2 : 3 * x + 1;
```

?/: ist *ternärer* Operator

Verzweigungs-Operator(II)

(... ? ... : ...) in C, C++, Java

Anwendung im Ziel einer Zuweisung (C++):

```
int main () {  
    int a = 4; int b = 5; int c = 6;  
    ( c < 7 ? a : b ) = 8;  
}
```

Relationale Operatoren

kleiner, größer, gleich,...

Was tut dieses Programm (C? Java?)

```
int a = -4; int b = -3; int c = -2;  
if (a < b < c) {  
    printf ("aufsteigend");  
}
```

Logische (Boolesche) Ausdrücke

- ▶ und `&&`, `||` oder, nicht `!` Negation
- ▶ nicht verwechseln mit Bit-Operationen `&`, `|`
(in C gefährlich, in Java ungefährlich—warum?)
- ▶ verkürzte Auswertung?

```
int [] a = ...; int k = ...;  
if ( k >= 0 && a[k] > 7 ) { ... }
```

(Ü: wie sieht das in Ada aus?)

- ▶ Ü: welche relationalen Operatoren sind in Java für `boolean` überladen?

Noch mehr Quizfragen

- ▶ `System.out.println ("H" + "a");`
`System.out.println ('H' + 'a');`
- ▶ `char x = 'X'; int i = 0;`
`System.out.print (true ? x : 0);`
`System.out.print (false ? i : x);`

Erklären durch Verweis auf Java Language Spec.

Der Zuweisungs-Operator

Syntax:

- ▶ Algol, Pascal: Zuweisung $:=$, Vergleich $=$
- ▶ Fortran, C, Java: Zuweisung $=$, Vergleich $==$

Semantik der Zuweisung $a = b$:

Ausdrücke links und rechts werden verschieden behandelt:

- ▶ bestimme Adresse (lvalue) p von a
- ▶ bestimme Wert (rvalue) v von b
- ▶ schreibe v auf p

Weitere Formen der Zuweisung

(in C-ähnlichen Sprachen)

- ▶ verkürzte Zuweisung: $a \ += \ b$
entsprechend für andere binäre Operatoren
 - ▶ lvalue p von a wird bestimmt (nur einmal)
 - ▶ rvalue v von b wird bestimmt
 - ▶ Wert auf Adresse p wird um v erhöht
- ▶ Inkrement/Dekrement
 - ▶ Präfix-Version $++i$, $--j$: Wert ist der geänderte
 - ▶ Suffix-Version $i++$, $j--$: Wert ist der vorherige

Ausdrücke mit Nebenwirkungen

(*side effect*; falsche Übersetzung: Seiteneffekt)

- ▶ in C-ähnlichen Sprachen: Zuweisungs-Operatoren bilden Ausdrücke, d. h. Zuweisungen sind Ausdrücke und können als Teile von Ausdrücken vorkommen.

- ▶ Wert einer Zuweisung ist der zugewiesene Wert

```
int a; int b; a = b = 5; // wie geklammert?
```

- ▶ Komma-Operator zur Verkettung von Ausdrücken (mit Nebenwirkungen)

```
for (... ; ... ; i++, j--) { ... }
```

Auswertungsreihenfolgen

Kritisch: wenn Wert des Ausdrucks von Auswertungsreihenfolge abhängt:

```
int a; int b = (a = 5) + (a = 6);  
int d = 3; int e = (d++) - (++d);  
int x = 3; int y = ++x + ++x + ++x;
```

- ▶ keine Nebenwirkungen: egal
- ▶ mit Nebenwirkungen:
 - ▶ C, C++: Reihenfolge nicht spezifiziert, wenn Wert davon abhängt, dann ist Verhalten *nicht definiert*
 - ▶ Java, C#: Reihenfolge genau spezifiziert (siehe JLS)

Auswertungsreihenfolge in C

Sprachstandard (C99, C++) benutzt Begriff *sequence point* (Meilenstein): bei Komma, Fragezeichen, && und | |

die Nebenwirkungen zwischen Meilensteinen müssen *unabhängig* sein (nicht die gleiche Speicherstelle betreffen), ansonsten ist das Verhalten *undefiniert*, d.h., der Compiler darf *beliebigen* Code erzeugen, z.B. solchen, der die Festplatte löscht oder Cthulhu heraufbeschwört. vgl. Aussagen zu

sequence points in <http://gcc.gnu.org/readings.html>
und

Gurevich, Huggins: *Semantics of C*, <http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/summary?doi=10.1.1.29.6755>

Übungen

1. Wiederholung Operator-Syntax:
 - ▶ ist die Mengendifferenz assoziativ?
 - ▶ vgl. <https://ghc.haskell.org/trac/ghc/ticket/15892> „the fix was to add a pair of parentheses“
2. Wiederholung: Was spricht dafür und dagegen, daß in einem Programmtext neue Operatoren definiert werden? In C++ darf man keine neuen Operatoren deklarieren, aber vorhandene Operatoren neu implementieren. Begründen Sie diese Design-Entscheidung.
3. über die implizite Konversion von `int` nach `float` in Java:
 - 3.1 Es gilt nicht $\text{int} \subseteq \text{float}$, denn beide Mengen sind gleich groß (wie groß?) und es gibt (viele) $y \in \text{float} \setminus \text{int}$ (welche?)
 - 3.2 Geben Sie ein $x \in \text{int} \setminus \text{float}$ explizit an.
 - 3.3 Wo ist diese Konversion in der Sprachspezifikation beschrieben?
 - 3.4 Gilt $\text{int} \subseteq \text{double}$?
 - a) laut Spezifikation, b) wirklich?
4. Verkürzte Auswertung bei logischen Operatoren (in Java)

Definition

Semantik: Ausführen einer Anweisung bewirkt
Zustandsänderung

abstrakte Syntax:

- ▶ einfache Anweisung:
 - ▶ Zuweisung
 - ▶ leere Anweisung, `break`, `continue`, `return`, `throw`
 - ▶ Unterprogramm-Aufruf
- ▶ zusammengesetzte Anweisung:
 - ▶ Nacheinanderausführung (Block)
 - ▶ Verzweigung (zweifach: `if`, mehrfach: `switch`)
 - ▶ Wiederholung (Sprung, Schleife)

Programm-Ablauf-Steuerung

- ▶ Ausführen eines Programms im von-Neumann-Modell:
 - ▶ Was? (Operation)
 - ▶ Womit? (Operanden)
 - ▶ Wohin? (Resultat)
 - ▶ Wie weiter? (nächste Anweisung)
- ▶ Ablaufsteuerung durch strukturierte Programmierung:
 - ▶ Nacheinander
 - ▶ Verzweigung
 - ▶ Wiederholung
 - ▶ außer der Reihe (Sprung, Unterprogramm, Exception)

engl. *control flow*, falsche Übersetzung: Kontrollfluß;
to control = steuern, *to check* = kontrollieren/prüfen

Blöcke

Folge von (Deklarationen und) Anweisungen

Designfrage: Blöcke

- ▶ explizit (Klammern, begin/end)
- ▶ implizit (if ... then ... end if)

Designfrage/historische Entwicklung: Deklarationen ...

- ▶ am Beginn des Programms (Maschinenp., COBOL, Fortran)
- ▶ am Beginn jedes Unter-Programms (Pascal)
- ▶ am Beginn jedes Blocks (C)
- ▶ an jeder Stelle jedes Blocks (C++, Java)

Verzweigungen (zweifach)

in den meisten Sprachen:

```
if Bedingung then Anweisung1  
    [ else Anweisung2 ]
```

Designfragen:

- ▶ was ist als Bedingung gestattet (gibt es einen Typ für Wahrheitswerte?)
- ▶ dangling else
 - ▶ gelöst durch Festlegung (else gehört zu letztem if)
 - ▶ vermieden durch Block-Bildung (Perl, Ada)
 - ▶ tritt nicht auf, weil man else nie weglassen darf (vgl. ?/:) (Haskell)

Mehrfach-Verzweigung

Syntax:

```
switch (e) {  
    case c1 : s1 ;  
    case c2 : s2 ;  
    [ default : sn; ] }
```

Semantik

```
if (e == c1) s1  
else if (e == c2) s2  
... else sn
```

- ▶ Bezeichnung: der Ausdruck e heißt *Diskriminante*
- ▶ Vorsicht! Das ist *nicht* die Semantik in C(++) , Java.
- ▶ welche Typen für e ? (z.B.: Aufzählungstypen)
- ▶ Wertebereiche? (`case c1 .. c2 : ...`)
- ▶ was passiert, wenn mehrere Fälle zutreffen?
(z.B.: statisch verhindert dadurch, daß c_i verschiedene Literale sein müssen)

switch/break

```
switch (index) {  
    case 1  : odd  ++;  
    case 2  : even ++;  
    default :  
        printf ("wrong index %d\n", index);  
}
```

- ▶ Semantik in C, C++, Java ist nicht „führe den zum Wert der Diskriminante passenden Zweig aus“
- ▶ sondern „...passenden Zweig aus *sowie alle danach folgenden Zweige*“.
- ▶ C#: jeder Zweig *muß* mit `break` oder `goto` enden.

Kompilation

ein switch (mit vielen cases) wird übersetzt in:

- ▶ (naiv) eine lineare Folge von binären Verzweigungen (if, elsif)
- ▶ (semi-clever) einen balancierter Baum von binären Verzweigungen
- ▶ (clever) eine Sprungtabelle

Übung:

- ▶ einen langen Switch (1000 Fälle) erzeugen (durch ein Programm!)
- ▶ Assembler/Bytecode anschauen

Pattern Matching

- ▶ Fallunterscheidung nach dem Konstruktor
- ▶ Bindung von lokalen Namen

```
abstract class Term // Scala
case class Constant (value : Int)
    extends Term
case class Plus (left: Term, right : Term)
    extends Term
def eval(t: Term): Int = {
  t match {
    case Constant(v) => v
    case Plus(l, r) => eval(l) + eval(r)
  } }
```

Wiederholungen

- ▶ Maschine, Assembler: (un-)bedingter Sprung
- ▶ strukturiert: Schleifen

Designfragen für Schleifen:

- ▶ wie wird Schleife gesteuert? (Bedingung, Zähler, Daten, Zustand)
- ▶ an welcher Stelle in der Schleife findet Steuerung statt (Anfang, Ende, dazwischen, evtl. mehreres)

Schleifen steuern durch...

- ▶ **Zähler**

```
for p in 1 .. 10 loop .. end loop;
```

- ▶ **Daten**

```
map (\x -> x*x) [1,2,3] ==> [1,4,9]
```

```
Collection<String> c
```

```
    = new LinkedList<String> ();
```

```
for (String s : c) { ... }
```

- ▶ **Bedingung**

```
while ( x > 0 ) { if ( ... ) { x = ... } ... }
```

- ▶ **Zustand (Iterator, hasNext, next)**

Zählschleifen

Idee: vor Beginn steht Anzahl der Durchläufe fest.

richtig realisiert ist das nur in Ada:

```
for p in 1 .. 10 loop ... end loop;
```

- ▶ Zähler p wird implizit deklariert
- ▶ Zähler ist im Schleifenkörper konstant

Vergleiche (beide Punkte) mit Java, C++, C

Termination

Satz: Jedes Programm aus

- ▶ Zuweisungen
- ▶ Verzweigungen
- ▶ Zählschleifen

terminiert (hält) für jede Eingabe.

Äquivalenter Begriff (für Bäume anstatt Zahlen): strukturelle Induktion (fold, Visitor, primitive Rekursion)

Satz: es gibt berechenbare Funktionen, die nicht primitiv rekursiv sind.

Beispiel: Interpreter für primitiv rekursive Programme.

Datengesteuerte Schleifen

Idee: führe für jeden Konstruktor eines algebraischen Datentyps (Liste, Baum) eine Rechnung/Aktion aus.

`foreach, Parallel.Foreach, ...`

Zustandsgesteuerte Schleifen

So:

```
interface Iterator<T> {  
    boolean hasNext(); T next (); }  
interface Iterable<T> {  
    Iterator<T> iterator(); }  
for (T x : ...) { ... }
```

Oder so:

```
public interface IEnumerator<T> : IEnumerator {  
    bool MoveNext(); T Current { get; } }  
interface IEnumerable<out T> : IEnumerable {  
    IEnumerator<T> GetEnumerator() }  
foreach (T x in ...) { ... }
```

(sieben Unterschiede ...)

Implizite Iteratoren in C#

```
using System.Collections.Generic;
public class it {
    public static IEnumerable<int> Data () {
        yield return 3;
        yield return 1;
        yield return 4;
    }
    public static void Main () {
        foreach (int i in Data()) {
            System.Console.WriteLine (i);
        }
    }
}
```

Schleifen mit Bedingungen

das ist die allgemeinste Form, ergibt (partielle) rekursive Funktionen, die terminieren nicht notwendig für alle Argumente.
Steuerung

- ▶ am Anfang: `while (Bedingung) Anweisung`
- ▶ am Ende: `do Anweisung while (Bedingung)`

Weitere Änderung des Ablaufes:

- ▶ vorzeitiger Abbruch (`break`)
- ▶ vorzeitige Wiederholung (`continue`)
- ▶ beides auch nicht lokal

Abarbeitung von Schleifen

operationale Semantik durch Sprünge:

```
while (B) A;  
==>  
start : if (!B) goto end;  
        A;  
        goto start;  
end    : skip;
```

(das ist auch die Notation der autotool-Aufgabe)

Ü: do A while (B);

vorzeitiges Verlassen

- ▶ ...der Schleife

```
while ( B1 ) {  
    A1;  
    if ( B2 ) break;  
    A2;  
}
```

- ▶ ...des Schleifenkörpers

```
while ( B1 ) {  
    A1;  
    if ( B2 ) continue;  
    A2;  
}
```

Geschachtelte Schleifen

manche Sprachen gestatten Markierungen (Labels) an Schleifen, auf die man sich in `break` beziehen kann:

```
foo : for (int i = ...) {  
    bar : for (int j = ...) {  
  
        if (...) break foo;  
  
    }  
}
```

Wie könnte man das simulieren?

Sprünge

- ▶ bedingte, unbedingte (mit bekanntem Ziel)
 - ▶ Maschinensprachen, Assembler, Java-Bytecode
 - ▶ Fortran, Basic: if Bedingung then Zeilennummer
 - ▶ Fortran: dreifach-Verzweigung (arithmetic-if)
- ▶ “computed goto” (Zeilennr. des Sprungziels ausrechnen)

Sprünge und Schleifen

- ▶ man kann jedes while-Programm in ein goto-Programm übersetzen
- ▶ und jedes goto-Programm in ein while-Programm ...
- ▶ ... das normalerweise besser zu verstehen ist.
- ▶ strukturierte Programmierung = jeder Programmbaustein hat genau einen Eingang und genau einen Ausgang
- ▶ aber: vorzeitiges Verlassen von Schleifen
- ▶ aber: Ausnahmen (Exceptions)

Sprünge und Schleifen (Beweis)

Satz: zu jedem goto-Programm gibt es ein äquivalentes while-Programm.

Beweis-Idee: `1 : A1, 2 : A2; .. 5: goto 7; ..` \Rightarrow

```
while (true) {
    switch (pc) {
        case 1 : A1 ; pc++ ; break; ...
        case 5 : pc = 7 ; break; ...
    }
}
```

Das nützt aber softwaretechnisch wenig, das übersetzte Programm ist genauso schwer zu warten wie das Original.

Schleifen und Unterprogramme

zu jedem while-Programm kann man ein äquivalentes angeben, das nur Verzweigungen (if) und Unterprogramme benutzt.

Beweis-Idee: `while (B) A; ⇒`

```
void s () {  
    if (B) { A; s (); }  
}
```

Anwendung: C-Programme ohne Schlüsselwörter.

Was ist hier los?

```
class What {  
    public static void main (String [] args) {  
        System.out.println ("mozilla:open");  
        http://haskell.org  
        System.out.println ("mozilla:close");  
    }  
}
```

Denotationale Semantik (I)

vereinfachtes Modell, damit Eigenschaften entscheidbar werden (sind die Programme P_1, P_2 äquivalent?)

Syntax: Programme

- ▶ Aktionen,
- ▶ Zustandsprädikate (in Tests)
- ▶ Sequenz/Block, if, goto/while.

Beispiel:

```
while (B && !C) { P; if (C) Q; }
```

Denotationale Semantik (II)

Semantik des Programms P ist Menge der Spuren von P .

- ▶ *Spur* = eine Folge von Paaren von Zustand und Aktion,
- ▶ ein *Zustand* ist eine Belegung der Prädikatsymbole,
- ▶ jede Aktion zerstört alle Zustandsinformation.

Satz: Diese Spursprachen (von goto- und while-Programmen) sind *regulär*.

Beweis: Konstruktion über endlichen Automaten.

- ▶ Zustandsmenge = Prädikatbelegungen \times Anweisungs-Nummer
- ▶ Transitionen? (Beispiele)

Damit ist Spur-Äquivalenz von Programmen entscheidbar.
Beziehung zu tatsächlicher Äquivalenz?

Übungen

1. Syntax If-Then-Else

- 1.1 (Wdhlg) Ergänzen Sie: das Problem des *dangling else* ist die Mehrdeutigkeit der Grammatik mit den Regeln ...
- 1.2 (Wdhlg) Geben Sie ein Beispielprogramm P mit 2 Ableitungsbäumen bzgl. einer solchen Grammatik an.
- 1.3 Suchen Sie die entsprechenden Regeln der Java-Grammatik,
- 1.4 geben Sie den Ableitungsbaum für voriges P bzgl. dieser Grammatik an, begründen Sie, daß diese Grammatik eindeutig ist.
- 1.5 Suchen Sie die entsprechenden Regeln in der Grammatik der Programmiersprache Ada,
- 1.6 wie muß P geändert werden, damit es durch diese Grammatik erzeugt werden kann?

2. Kompilation für Mehrfachverzweigung

- 2.1 Schreiben Sie ein Programm, das einen C-Programmtext dieser Form ausgibt

```
void p(int x) {  
    switch (x) {  
        case 0 : q0(); break;  
        case 1 : q1(); break;
```

Grundsätzliches

- ▶ Ein Unterprogramm ist ein Block mit einer Schnittstelle.
- ▶ Funktion: liefert Wert, Aufruf ist Ausdruck
Prozedur: liefert keinen Wert, Aufruf ist Anweisung
(*benannt* oder *anonym* = Lambda-Ausdruck)
- ▶ Schnittstelle beschreibt Datentransport zwischen Aufrufer und Unterprogramm.
- ▶ zu Schnittstelle gehören
 - ▶ Deklarat. d. formalen Parameter (Name, Typ, Modus)
 - ▶ bei Funktionen: Deklaration des Resultattyps

Parameter-Übergabe (Semantik)

Datenaustausch zw. Aufrufer (caller) und Aufgerufenem (callee): über globalen Speicher

```
#include <errno.h>  
extern int errno;
```

oder über Parameter.

Datentransport (entspr. Schlüsselwörtern in Ada)

- ▶ in: (Argumente) vom Aufrufer zum Aufgerufenen
- ▶ out: (Resultate) vom Aufgerufenen zum Aufrufer
- ▶ in out: in beide Richtungen

Parameter-Übergabe (Implementierungen)

- ▶ pass-by-value (Wert)
- ▶ copy in/copy out (Wert)
- ▶ pass-by-reference (Verweis)
d.h. der formale Parameter im Unterprogramm bezeichnet *die gleiche Speicherstelle* wie das Argument beim Aufrufer (Argument-Ausdruck muß lvalue besitzen)
- ▶ pass-by-name (textuelle Substitution)
selten ... Algol68, CPP-Macros ... Vorsicht!

Parameterübergabe

häufig benutzte Implementierungen:

- ▶ Pascal: by-value (default) oder by-reference (VAR)
- ▶ C: immer by-value (Verweise ggf. selbst herstellen)
- ▶ C++ by-value *oder* by-reference (durch &)

```
void p(int & x) { x++; } int y = 3; p(y);
```

- ▶ Java: immer by-value
(beachte implizite Zeiger bei Verweistypen)
- ▶ C#: by-value (beachte implizite Zeiger bei Verweistypen, `class`, jedoch nicht bei `struct`)
oder by-reference (mit Schlüsselwort `ref`)
- ▶ Scala: by-value oder by-name (Scala Lang Spec 6.6)

Call-by-value, call-by-reference (C#)

- ▶ **by value:**

```
static void u (int x) { x = x + 1; }  
int y = 3 ; u (y);  
Console.WriteLine(y); // 3
```

- ▶ **by reference:**

```
static void u (ref int x) { x = x + 1; }  
int y = 3 ; u (ref y);  
Console.WriteLine(y); // 4
```

Übung zu CB-value/CB-reference

```
class M {  
    class C { public int foo; }  
    static void u (C x) { x.foo=4; x=new C{foo=5};}  
    public static void Main (string [] argv) {  
        C y = new C {foo=3} ; C z = y; u (y);  
        System.Console.WriteLine(y.foo + " " + z.foo);  
    }  
}
```

- ▶ Kompilieren, ausführen, beobachten, erklären. (Diagramm zeichnen, das die Speicherbelegung verdeutlicht.)
- ▶ Ersetzen Sie `class C` durch `struct C`. Kompilieren, ...
- ▶ Ersetzen Sie `void u (C x)` durch `void u (ref C x)`. Welche weitere Änderung ist erforderlich? Kompilieren, ...
- ▶ `class C` und `u (ref C x)`

Call-by-name

formaler Parameter wird durch Argument-Ausdruck ersetzt.

Algol(68): Jensen's device

```
int sum (int i, int n; int f) {
    int s = 0;
    for (i=0; i<n; i++) { s += f; }
    return s;
}
int [10][10] a; int k; sum (k, 10, a[k][k]);
```

moderne Lösung

```
int sum (int n; Func<int,int> f) {
    ... { s += f (i); }
}
int [10][10] a; sum (10, (int k) => a[k][k]);
```

Call-by-name (Macros)

```
#define thrice(x) 3*x // gefährlich  
thrice (4+y) ==> 3*4+y
```

“the need for a preprocessor shows omissions in the language”

- ▶ fehlendes Modulsystem (Header-Includes)
- ▶ fehlende generische Polymorphie (⇒ Templates in C++)

weitere Argumente:

- ▶ mangelndes Vertrauen in optimierende Compiler (inlining)
- ▶ bedingte Übersetzung

Ü: was kann der Präprozessor in C# und was nicht? Warum?
(Wo ist der C#-Standard?)

<http://stackoverflow.com/questions/13467103>)

Call-by-name in Scala

Parameter-Typ ist $\Rightarrow T$, entspr. „eine Aktion, die ein T liefert“ (in Haskell: `IO T`)

call-by-name

```
def F(b:Boolean, x: =>Int):Int =  
    { if (b) x*x else 0 }  
F(false, {print ("foo "); 3})  
//      res5: Int = 0  
F(true, {print ("foo "); 3})  
//     foo foo res6: Int = 9
```

Man benötigt call-by-name zur Definition von Abstraktionen über den Programmablauf.

Übung: `If`, `While` als Scala-Unterprogramm

Bedarfsauswertung

- ▶ andere Namen: (call-by-need, lazy evaluation)
- ▶ Definition: das Argument wird bei seiner ersten Benutzung ausgewertet
- ▶ wenn es nicht benutzt wird, dann nicht ausgewertet; wenn mehrfach benutzt, dann nur einmal ausgewertet
- ▶ das ist der Standard-Auswertungsmodus in Haskell: alle Funktionen und Konstruktoren sind *lazy* da es keine Nebenwirkungen gibt, bemerkt man das zunächst nicht . . .
. . . und kann es ausnutzen beim Rechnen mit unendlichen Datenstrukturen (Streams)

Beispiele f. Bedarfsauswertung (Haskell)

```
▶ [ error "foo" , 42 ] !! 0
  [ error "foo" , 42 ] !! 1
  length [ error "foo" , 42 ]
  let xs = "bar" : xs
  take 5 xs
```

▶ Fibonacci-Folge

```
fib :: [ Integer ]
fib = 0 : 1 : zipWith (+) fib ( tail fib )
```

▶ Primzahlen (Sieb des Eratosthenes)

▶ Papier-Falt-Folge

```
let merge (x:xs) ys = x : merge ys xs
let updown = 0 : 1 : updown
let paper = merge updown paper
take 15 paper
```

vgl. <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/stream/>

Beispiele f. Bedarfsauswertung (Scala)

Bedarfsauswertung für eine lokale Konstante (Schlüsselwort lazy)

```
def F(b:Boolean,x: =>Int):Int =  
    { lazy val y = x; if (b) y*y else 0 }  
F(true,{print ("foo "); 3})  
//    foo res8: Int = 9  
F(false,{print ("foo "); 3})  
//    res9: Int = 0
```

Argumente/Parameter

- ▶ in der Deklaration benutzte Namen heißen (formale) *Parameter*,
- ▶ bei Aufruf benutzte Ausdrücke heißen *Argumente* (... nicht: aktuelle Parameter, denn engl. *actual* = dt. tatsächlich)

Designfragen bei Parameterzuordnung:

- ▶ über Position oder Namen? gemischt?
- ▶ defaults für fehlende Argumente?
- ▶ beliebig lange Argumentlisten?

Positionelle/benannte Argumente

Üblich ist Zuordnung über Position

```
void p (int height, String name) { ... }  
p (8, "foo");
```

in Ada: Zuordnung über Namen möglich

```
procedure Paint (height : Float; width : Float);  
Paint (width => 30, height => 40);
```

nach erstem benanntem Argument keine positionellen mehr erlaubt

code smell: lange Parameterliste,
refactoring: Parameterobjekt einführen
allerdings fehlt (in Java) benannte Notation für
Record-Konstanten.

Default-Werte

C++:

```
void p (int x, int y, int z = 8);  
p (3, 4, 5); p (3, 4);
```

Default-Parameter müssen in Deklaration am Ende der Liste stehen

Ada:

```
procedure P  
  (X : Integer; Y : Integer := 8; Z : Integer);  
P (4, Z => 7);
```

Beim Aufruf nach weggelassenem Argument nur noch benannte Notation

Variable Argumentanzahl (C)

wieso geht das eigentlich:

```
#include <stdio.h>
char * fmt = really_complicated();
printf (fmt, x, y, z);
```

Anzahl und Typ der weiteren Argumente werden überhaupt nicht geprüft:

```
extern int printf
    (__const char *__restrict __format, ...);
```

Variable Argumentanzahl (Java)

```
static void check (String x, int ... ys) {  
    for (int y : ys) { System.out.println (y); }  
}
```

```
check ("foo", 1, 2); check ("bar", 1, 2, 3, 4);
```

letzter formaler Parameter kann für beliebig viele des gleichen Typs stehen.

tatsächlich gilt `int [] ys`,
das ergibt leider Probleme bei generischen Typen

Aufgaben zu Parameter-Modi (I)

Erklären Sie den Unterschied zwischen (Ada)

```
with Ada.Text_IO; use Ada.Text_IO;
procedure Check is
    procedure Sub (X: in out Integer;
                  Y: in out Integer;
                  Z: in out Integer) is
    begin
        Y := 8; Z := X;
    end;
    Foo: Integer := 9;    Bar: Integer := 7;
begin
    Sub (Foo, Foo, Bar);
    Put_Line (Integer' Image (Foo));
    Put_Line (Integer' Image (Bar));
end Check;
```

(in Datei `Check.adb` schreiben, kompilieren mit
`gnatmake Check.adb`)

und (C++)

Aufgaben zu Parameter-Modi (II)

Durch welchen Aufruf kann man diese beiden Unterprogramme semantisch voneinander unterscheiden:

Funktion (C++): (call by reference)

```
void swap (int & x, int & y)
    { int h = x; x = y; y = h; }
```

Makro (C): (call by name)

```
#define swap(x, y) \
    { int h = x; x = y; y = h; }
```

Kann man jedes der beiden von copy-in/copy-out unterscheiden?

Aufgaben zu Parameter-Modi (III)

1. Die Fakultäts-Funktion in ECMA-Script

```
function f(x) { return x==0 ? 1 : x * f(x-1) }  
f(4)  
==> 24
```

2. Die Verzweigung als Funktion

```
function ite(b,j,n) { return b ? j : n }  
ite(false,2,3)  
==> 3
```

3. Ersetzen Sie `?:` in `f` durch `ite`, werten Sie `f(4)` aus, erklären Sie Ihre Beobachtung.

4. Simulation von call-by-name durch Unterprogramme als Argumente:

```
function ite(b,j,n) { return b ? j() : n() }  
wie muß ite(false,2,3) jetzt aussehen?
```

5. passen Sie die Def. von `f` an und testen Sie

Lokale Unterprogramme

- ▶ Unterprogramme sind wichtiges Mittel zur Abstraktion, das möchte man überall einsetzen
- ▶ also sind auch lokale Unterprogramme wünschenswert (die Konzepte *Block* (mit lokalen Deklarationen) und *Unterprogramm* sollen *orthogonal* sein)

```
int f (int x) {  
    int g (int y) { return y + 1; }  
    return g (g (x));  
}
```

UP und Sichtbarkeit von Namen

```
{ const x = 3;
  function step(y) { return x + y; }
  for (const z of [ 1,2,4 ]) {
    console.log(step(z+1)); } }
```

- ▶ was ist die Ausgabe dieses Programms?
- ▶ was ändert sich bei Umbenennung von `z` zu `x`?
- ▶ Antwort: nichts! — der Funktionskörper (`x+y`) wird in seiner Definitionsumgebung ausgewertet, nicht in seiner Aufruf-Umgebung.

vgl. Spezifikation: <https://tc39.github.io/ecma262/#sec-lexical-environments>,

<https://www.ecma-international.org/ecma-262/7.0/>

Frames, Ketten, Indizes

Während ein Unterprogramm rechnet, stehen seine lokalen Daten in einem Aktivationsverbund (Frame).

- ▶ Jeder Frame hat zwei Vorgänger:
 - ▶ dynamischer Vorgänger:
(Frame des *aufrufenden* UP) benutzt zum Rückkehren
 - ▶ statischer Vorgänger
(Frame des *textuell umgebenden* UP)
benutzt zum Zugriff auf “fremde” lokale Variablen
- ▶ Jeder Variablenzugriff hat *Index-Paar* (i, j) :
 - im i -ten statischen Vorgänger der Eintrag Nr. j
 - lokale Variablen des aktuellen UP: Index $(0, j)$

Indizes werden *statisch* bestimmt, Frames zur Laufzeit.

Lokale Unterprogramme: Beispiel

```
with Ada.Text_Io; use Ada.Text_Io;
procedure Nested is
  function F (X: Integer; Y: Integer)
  return Integer is
    function G (Y: Integer) return Integer is
      begin
        if (Y > 0) then return 1 + G(Y-1);
        else return X; end if;
      end G;
    begin return G (Y); end F;
begin
  Put_Line (Integer'Image (F(3,2)));
end Nested;
```

Flache Unterprogramme (C)

Entwurfs-Entscheidung für C:

- ▶ jedes Unterprogramm ist global

Folgerung:

- ▶ leichte Implementierung:
 - ▶ dynamischer Vorgänger = der vorige Frame (auf dem Stack)
 - ▶ statischer Vorgänger: gibt es nicht
- ▶ softwaretechnische Nachteile:
globale Abstraktionen machen Programm unübersichtlich.

Lokale Unterprogramme in C# und Java

- ▶ in funktionalen Programmiersprachen (LISP, ML, Haskell, JavaScript)

```
(function(f){return f(f(0))})  
  (function(x){return x+1})
```

- ▶ C#, Java 8

```
int x = 3; Func<int,int> f = y => x + y;  
Console.WriteLine (f(4));
```

```
int x = 3; Function<Integer,Integer> f = y -> x + y;  
System.out.println (f.apply(4));
```

Unterprogramme als Argumente

```
static int d ( Func<int,int> g ) {  
    return g(g(1));  
}  
static int p (int x) {  
    Func<int,int> f = y => x + y;  
    return d (f);  
}
```

Betrachte Aufruf $p(3)$.

Das innere Unterprogramm f muß auf den p -Frame zugreifen, um den richtigen Wert des x zu finden.

Dazu *Closure* konstruieren: f mit statischem Vorgänger.

Wenn Unterprogramme als Argumente übergeben werden, steht der statische Vorgänger im Stack.

(ansonsten muß man den Vorgänger-Frame auf andere Weise retten, siehe später)

Unterprogramme als Resultate

```
static int x = 3;
static Func<int,int> s (int y) {
    return z => x + y + z;
}
static void Main () {
    Func<int,int> p = s(4);
    Console.WriteLine (p(3));
}
```

Wenn die von $s(4)$ konstruierte Funktion p aufgerufen wird, dann wird der s -Frame benötigt, steht aber nicht mehr im Stack.
⇒ Die (Frames in den) Closures müssen im Heap verwaltet werden.

Lokale anonyme Unterprogramme

- ▶ `int [] x = { 1,0,0,1,0 };
Console.WriteLine
 (x.Aggregate (0, (a, b) => 2*a + b));`
[http://code.msdn.microsoft.com/
LINQ-Aggregate-Operators-c51b3869](http://code.msdn.microsoft.com/LINQ-Aggregate-Operators-c51b3869)
- ▶ `foldl (\ a b -> 2*a + b) 0 [1,0,0,1,0]`
Haskell (<http://haskell.org/>)

historische Schreibweise: $\lambda ab.2a + b$

(Alonzo Church: The Calculi of Lambda Conversion, 1941)
vgl. Henk Barendregt: The Impact of the Lambda Calculus,
1997, ftp:

[//ftp.cs.ru.nl/pub/CompMath.Found/church.ps](ftp://ftp.cs.ru.nl/pub/CompMath.Found/church.ps)

Lokale Klassen (Java)

- ▶ **static nested class:** dient lediglich zur Gruppierung

```
class C { static class D { .. } .. }
```

- ▶ **nested inner class:**

```
class C { class D { .. } .. }
```

jedes D-Objekt hat einen Verweis auf ein C-Objekt (\approx statische Kette) (bezeichnet durch `C.this`)

- ▶ **local inner class:** (Zugriff auf lokale Variablen in *m* nur, wenn diese final sind. Warum?)

```
class C { void m () { class D { .. } .. } }
```

Lokale Funktionen in Java 8

```
interface Function<T,R> { R apply(T t); }
```

bisher (Java \leq 7):

```
Function<Integer,Integer> f =  
    new Function<Integer,Integer> () {  
        public Integer apply (Integer x) {  
            return x*x;  
        } } ;  
System.out.println (f.apply(4));
```

jetzt (Java 8): verkürzte Notation (Lambda-Ausdruck) für
Implementierung *funktionaler Interfaces*

```
Function<Integer,Integer> g = x -> x*x;  
System.out.println (g.apply(4));
```

Anwendung u.a. in `java.util.stream.Stream<T>`

Unterprogramme/Zusammenfassung

in prozeduralen Sprachen:

- ▶ falls alle UP global: dynamische Kette reicht
- ▶ lokale UP: benötigt auch statische Kette
- ▶ lokale UP as Daten: benötigt Closures
= (Code, statischer Link)
- ▶ UP als Argumente: Closures auf Stack
- ▶ UP als Resultate: Closures im Heap

in objektorientierten Sprachen: ähnliche Überlegungen bei lokalen (inner, nested) Klassen.

Übersicht

poly-morph = viel-gestaltig; ein Bezeichner (z. B. Unterprogramm-Name) mit mehreren Bedeutungen

Arten der Polymorphie:

- ▶ statische P.
(Bedeutung wird zur Übersetzungszeit festgelegt):
 - ▶ ad-hoc: Überladen von Bezeichnern
 - ▶ generisch: Bezeichner mit Typ-Parametern
- ▶ dynamische P. (Bedeutung wird zur Laufzeit festgelegt):
 - ▶ Implementieren (Überschreiben) von Methoden

Generische Polymorphie

parametrische Polymorphie:

- ▶ Klassen und Methoden können Typ-Parameter erhalten.
- ▶ innerhalb der Implementierung der Klasse/Methode wird der formale Typ-Parameter als (unbekannter) Typ behandelt
- ▶ bei der Benutzung der Klasse/Methode müssen alle Typ-Argumente angegeben werden (oder der Compiler inferiert diese in einigen Fällen)
- ▶ separate Kompilation (auch von generischen Klassen) mit statischer Typprüfung

Bsp: Generische Methode in C#

```
class C {  
    static T id<T> (T x) { return x; }  
}
```

beachte Position(en) von

- ▶ *Deklaration* des Typparameters
- ▶ *Benutzungen* des Typparameters

```
string foo = C.id<string> ("foo");  
int bar = C.id<int> (42);
```

- ▶ *Instanziierung* des Typparameters

Bsp: Generische Klasse in Java

```
class Pair<A,B> {  
    final A first; final B second;  
    Pair(A a, B b)  
        { this.first = a; this.second = b; }  
}  
Pair<String,Integer> p =  
    new Pair<String,Integer>("foo", 42);  
int x = p.second + 3;
```

vor allem für Container-Typen (Liste, Menge, Keller, Schlange, Baum, ...)

Bsp: Generische Methode in Java

- ▶ *Deklaration* des Typparameters
- ▶ *Benutzungen* des Typparameters

```
class C {  
    static <A,B> Pair<B,A> swap (Pair<A,B> p) {  
        return new Pair<B,A>(p.second, p.first); } }  
}
```

- ▶ *Benutzungen* des Typparameters

```
Pair<String,Integer> p =  
    new Pair<String,Integer>("foo", 42);  
Pair<Integer,String> q =  
    C.<String,Integer>swap(p);
```

Typargumente können auch *inferiert* werden:

```
Pair<Integer,String> q = C.swap(p);
```

Generische Fkt. höherer Ordg.

- ▶ Ziele:
 - ▶ Flexibilität (nachnutzbarer Code)
 - ▶ statische Typsicherheit
 - ▶ Effizienz (Laufzeit)
- ▶ wichtige Anwendung: Abstraktionen über den Programmablauf, z.B. für parallele Ausführung, Bsp:

```
public static TAccumulate Aggregate<TSource, TAccumulate>(
    this ParallelQuery<TSource> source,
    TAccumulate seed,
    Func<TAccumulate, TSource, TAccumulate> func )
```

Bsp. Generische Fkt. höherer Ordg. (I)

Sortieren mit Vergleichsfunktion als Parameter

```
using System; class Bubble {  
    static void Sort<T>  
        (Func<T,T,bool> Less, T [] a) { ...  
        if (Less (a[j+1],a[j])) { ... } }  
    public static void Main (string [] argv) {  
        int [] a = { 4,1,2,3 };  
        Sort<int> ((int x, int y) => x <= y, a);  
        foreach (var x in a) Console.Write (x);  
    } }  
}
```

Ü: (allgemeinster) Typ und Implementierung einer Funktion
Flip, die den Vergleich umkehrt:

```
Sort<int> (Flip( (x,y)=> x <= y ), a)
```

Bsp. Generische Fkt. höherer Ordg. (II)

„bulk operations“ auf Collections, z.B.

- ▶ **Bibliothek** <https://hackage.haskell.org/package/containers-0.5.9.1/docs/Data-Map-Strict.html>

- ▶ **Beispiel:**

```
intersectionWith
```

```
  :: Ord k
```

```
 => (a -> b -> c)
```

```
 -> Map k a -> Map k b -> Map k c
```

- ▶ ist effizienter als Iteration über alle Elemente eines Arguments

Übersicht

poly-morph = viel-gestaltig; ein Bezeichner (z. B. Unterprogramm-Name) mit mehreren Bedeutungen

Arten der Polymorphie:

- ▶ statische P.
(Bedeutung wird zur Übersetzungszeit festgelegt):
 - ▶ ad-hoc: Überladen von Bezeichnern
 - ▶ generisch: Bezeichner mit Typ-Parametern
- ▶ dynamische P. (Bedeutung wird zur Laufzeit festgelegt):
 - ▶ Implementieren (Überschreiben) von Methoden

Objekte, Methoden

Motivation: Objekt = Daten + Verhalten.

Einfachste Implementierung:

- ▶ Objekt ist Record,
- ▶ einige Komponenten sind Unterprogramme.

```
typedef struct {  
    int x; int y; // Daten  
    void (*print) (FILE *fp); // Verhalten  
} point;  
point *p; ... ; (*(p->print))(stdout);
```

Anwendung: Datei-Objekte in UNIX (seit 1970)
(Merksatz 1: all the world is a file) (Merksatz 2: those who do not know UNIX are doomed to re-invent it, poorly)

Objektbasierte Sprachen (JavaScript)

(d. h. objektorientiert, aber ohne Klassen)

Objekte, Attribute, Methoden:

```
var o = { a : 3,  
  m : function (x) { return x + this.a; } };
```

Vererbung zwischen Objekten:

```
var p = { __proto__ : o };
```

Attribut (/Methode) im Objekt nicht gefunden \Rightarrow weitersuchen
im Prototyp \Rightarrow ... Prototyp des Prototyps ...

Übung: Überschreiben

```
p.m = function (x) { return x + 2*this.a }  
var q = { __proto__ : p }  
q.a = 4  
alert (q.m(5))
```

Klassenbasierte Sprachen

gemeinsame Datenform und Verhalten von Objekten

```
typedef struct { int (*method[5])(); } cls;  
typedef struct {  
    cls * c;  
} obj;  
obj *o; ... (*(o->c->method[3]))();
```

allgemein: Klasse:

- ▶ Deklaration von Daten (Attributen)
- ▶ Deklaration und Implementierung von Methoden

Objekt:

- ▶ tatsächliche Daten (Attribute)
- ▶ Verweis auf Klasse (Methodentabelle)

this

Motivation: Methode soll wissen, für welches Argument sie gerufen wurde

```
typedef struct { int (*method[5])(obj *o);  
} cls;  
typedef struct {  
    int data [3]; // Daten des Objekts  
    cls *c; // Zeiger auf Klasse  
} obj;  
obj *o; ... (*(o->c->method[3]))(o);  
int sum (obj *this) {  
    return this->data[0] + this->data[1]; }  
}
```

jede Methode bekommt *this* als erstes Argument
(in Java, C# geschieht das implizit)

Klassen in ECMA-Script

- ▶ syntaktische Hilfen zur Notation der objekt(prototyp)-basierten Vererbung, seit Version 6 (2015)
- ▶

```
class C {  
  constructor(x) { this.x=x }  
  m (y) { return this.x + y } }  
let p = new C(8)  
p.m(3)
```
- ▶ **Definition siehe** <https://www.ecma-international.org/ecma-262/7.0/#sec-class-definitions>

Vererbung

Def: Klasse D ist *abgeleitet* von Klassen C :

- ▶ D kann Menge der Attribute- und Methodendeklarationen von C erweitern (aber nicht verkleinern oder ändern)
- ▶ D kann Implementierungen von in C deklarierten Methoden übernehmen oder eigene festlegen (überschreiben).

Anwendung: dynamische Polymorphie

- ▶ Wo ein Objekt der Basisklasse erwartet wird (der *statische Typ* eines Bezeichners ist C),
- ▶ kann ein Objekt einer abgeleiteten Klasse (D) benutzt werden (der *dynamische Typ* des Wertes ist D).

Dynamische Polymorphie (Beispiel)

```
class C {  
    int x = 2; int p () { return this.x + 3; }  
}  
C x = new C() ; int y = x.p ();
```

Überschreiben:

```
class E extends C {  
    int p () { return this.x + 4; }  
}  
C x =                // statischer Typ: C  
    new E() ; // dynamischer Typ: E  
int y = x.p ();
```

Vererbung bricht Kapselung

```
▶ class C { void p () { ... q(); ... };  
           void q () { .. }; }
```

- ▶ Jetzt wird `q` überschrieben (evtl. auch unabsichtlich—in Java), dadurch ändert sich das Verhalten von `p`.

```
class D extends C { void q () { ... } }
```

- ▶ Korrektheit von `D` abhängig von *Implementierung* von `C`
- ▶ ⇒ object-orientation is, by its very nature, anti-modular

Bob Harper, 2011:

<https://web.archive.org/web/20140819133753/>

[http://existentialtype.wordpress.com:](http://existentialtype.wordpress.com:80/2011/03/15/teaching-fp-to-freshmen/)

[80/2011/03/15/teaching-fp-to-freshmen/](http://existentialtype.wordpress.com:80/2011/03/15/teaching-fp-to-freshmen/)

Übung

1. Sortieren mit Vergleichsfunktion als Parameter
(Quelltext:

```
git clone https://gitlab.imn.htwk-leipzig.de/wal
```

- 1.1 `Flip` implementieren.
 - 1.2 Welches ist der allgemeinste Typ von `Flip`?
2. bulk operations auf Collections.
 - 2.1 Bestimmen Sie den Typ von `Data.Map.unionWith`
(API-Dokumentation oder `ghci`)
 - 2.2 warum hat dieser weniger Typparameter als `intersectionWith`?
3. Beispiel auf Folie „Objektbasierte Sprachen (JS)“
ausprobieren, Beobachtungen erklären (Speicherbelegung
grafisch darstellen)
4. zu Folie „Vererbung bricht Kapselung“:
vgl. Joshua Bloch: *Effective Java* (Pearson 2018)
Item 19: „Design and document for inheritance or else
prohibit it.“
Diskutieren Sie die Einhaltung dieser Regel am Beispiel

Ad-Hoc-Polymorphie

- ▶ ein Bezeichner ist *überladen*, wenn er mehrere (gleichzeitig sichtbare) Deklarationen hat
- ▶ bei jeder Benutzung des Bezeichners wird die Überladung dadurch *aufgelöst*, daß die Deklaration mit dem jeweils (ad-hoc) passenden Typ ausgewählt wird

Beispiel: Überladung im Argumenttyp:

```
static void p (int x, int    y) { ... }  
static void p (int x, String y) { ... }  
p (3, 4); p (3, "foo");
```

keine Überladung nur in Resultattyp, denn...

```
static int    f (boolean b) { ... }  
static String f (boolean b) { ... }
```

Typhierarchie als Halbordnung

Durch `extends/implements` entsteht Halbordnung auf Typen, Bsp.

```
class C; class D extends C; class E extends C
```

definiert Relation $(\leq) = \{(C, C), (D, C), (D, D), (E, C), (E, E)\}$
auf $T = \{C, D, E\}$

dadurch entsteht Halbordnung auf Methoden-Signaturen (Tupel der Argument-Typen, *ohne* Resultat-Typ)

Bsp: Relation \leq^2 auf T^2 :

$(t_1, t_2) \leq^2 (t'_1, t'_2) : \iff t_1 \leq t'_1 \wedge t_2 \leq t'_2$
es gilt $(D, D) \leq^2 (C, C)$; $(D, D) \leq^2 (C, D)$;
 $(C, D) \leq^2 (C, C)$; $(E, C) \leq^2 (C, C)$.

Ad-Hoc-Polymorphie und Typhierarchie

Auflösung von p (`new D()`, `new D()`) bzgl.

```
static void p (C x, D y);  
static void p (C x, C y);  
static void p (E x, C y);
```

- ▶ bestimme die Menge P der zum Aufruf *passenden* Methoden
(für diese gilt: statischer Typ der Argumente \leq^n statischer Typ der formalen Parameter)
- ▶ bestimme die Menge M der minimalen Elemente von P
(Def: m ist minimal falls $\neg \exists p \in P : p < m$)
- ▶ M muß eine Einermenge sein, sonst ist Überladung nicht auflösbar

Überschreiben und Überladen

- ▶ Überschreiben:
zwei Klassen, je eine Methode mit gleichem Typ
- ▶ Überladen:
eine Klasse, mehrere Methoden mit versch. Typen

- ▶ C++: Methoden, die man überschrieben darf, `virtual` deklarieren
- ▶ C#: Überschreiben durch `override` anzeigen,
- ▶ Java: alle Methoden sind `virtual`, deswegen ist Überschreiben von Überladen schlecht zu unterscheiden:
Quelle von Programmierfehlern
- ▶ Java-IDEs unterstützen Annotation `@overrides`

Equals richtig implementieren

```
class C {  
    final int x; final int y;  
    C (int x, int y) { this.x = x; this.y = y; }  
    int hashCode () { return this.x + 31 * this.y; }  
}
```

nicht so:

```
public boolean equals (C that) {  
    return this.x == that.x && this.y == that.y;  
}
```

Equals richtig implementieren (II)

...sondern so:

```
public boolean equals (Object o) {  
    if (! (o instanceof C)) return false;  
    C that = (C) o;  
    return this.x == that.x && this.y == that.y;  
}
```

Die Methode `boolean equals(Object o)` wird aus `HashSet` aufgerufen.

Sie muß deswegen *überschrieben* werden.

Das `boolean equals (C that)` hat den Methodenamen nur *überladen*.

Statische Attribute und Methoden

für diese findet *kein* dynamischer Dispatch statt.

(Beispiele—Puzzle 48, 54)

Damit das klar ist, wird dieser Schreibstil empfohlen:

- ▶ dynamisch: immer mit Objektnamen qualifiziert, auch wenn dieser `this` lautet,
- ▶ statisch: immer mit Klassennamen qualifiziert (niemals mit Objektnamen)

Vererbung und generische Polym.

- ▶ mit Sprachkonzepte *Vererbung* ist Erweiterung des Sprachkonzeptes *Generizität* wünschenswert:
- ▶ beim Definition der Passung von parametrischen Typen sollte die Vererbungsrelation \leq auf Typen berücksichtigt werden.
- ▶ Ansatz: wenn $E \leq C$, dann auch $\text{List}\langle E \rangle \leq \text{List}\langle C \rangle$
- ▶ ist *nicht* typsicher, siehe folgendes Beispiel
- ▶ Modifikation: ko- und kontravariante Typparameter

Generics und Subtypen

Warum geht das nicht:

```
class C { }
```

```
class E extends C { void m () { } }
```

```
List<E> x = new LinkedList<E> ();
```

```
List<C> y = x; // Typfehler
```

Antwort: wenn das erlaubt wäre, dann:

Obere Schranken für Typparameter

- ▶ **Java:** `class<T extends S> { ... }`,
C#: `class <T> where T : S { ... }`
als Argument ist jeder Typ *T* erlaubt, der *S* implementiert

```
interface Comparable<T>
    { int compareTo(T x); }
static <T extends Comparable<T>>
    T max (Collection<T> c) { .. }
```

Untere Schranken für Typparameter

- ▶ **Java:** `<S super T>`
Als Argument ist jeder Typ *S* erlaubt, der Obertyp von *T* ist.

```
static <T> int binarySearch  
    (List<? extends T> list, T key,  
     Comparator<? super T> c)
```

variante Typ-Argumente (C#)

Kontravarianz (in P), Kovarianz (out P)

```
interface I<in P> { // Typ-Arg. ist kontravariant
    // P get (); kovariante Benutzung (verboten)
    void set (P x); // kontravariante Benutzung
}
class K<P> : I<P> { public void set (P x) {} }
class C {} class E : C {void m() {}} // E <= C
I<C> x = new K<C> ();
I<E> y = x; // erlaubt, I<C> <= I<E>
```

- ▶ kontravariant: $E \leq C \Rightarrow I(E) \geq I(C)$
- ▶ kovariant: $E \leq C \Rightarrow I(E) \leq I(C)$
- ▶ invariant: $E \neq C \Rightarrow I(E) \not\leq I(C)$

Vergleich: Varianz und Schranken

Unterscheidung:

- ▶ bei Schranken geht es um die Instantiierung (die Wahl der Typargumente)
- ▶ bei Varianz um den erzeugten Typ (seine Zuweisungskompatibilität)

Generics und Arrays

das gibt keinen Typfehler:

```
class C { }  
class E extends C { void m () { } }  
E [] x = { new E (), new E () }; C [] y = x;  
y [0] = new C (); x [0].m();
```

warum ist die Typprüfung für Arrays schwächer als für Collections?

Historische Gründe. Das sollte gehen:

```
void fill (Object[] a, Object x) { .. }  
String [] a = new String [3];  
fill (a, "foo");
```

Das sieht aber mit Generics besser so aus: ...

Übung Polymorphie

- ▶ Gegeben sind diese Klassen und Methoden eines Java-Programmes:

```
class D extends B; class B extends A; class A;  
                class C extends A;  
  
static void p (B x, C y);  
static void p (A x, D y);  
static void p (B x, A y);
```

Beschreiben Sie, wie die Überladung in
`p (new D(), new C())` aufgelöst wird.

- ▶ Wo und wie ist das Verfahren zur Auflösung der Ad-Hoc-Polymorphie im Java-Standard beschrieben?

- ▶ (siehe Folie „untere Schranken...“)

`binarySearch` aufrufen (Java), so daß beide ? von T verschieden sind

- ▶ (siehe Folie „variante Typ-Parameter...“)

Implementieren Sie `set` und `get` in `K<P>`, ergänzen Sie das Hauptprogramm so, daß schließlich eine Methode `m()` eines `C`-Objektes aufgerufen würde — was jedoch durch

Statisch typisiert \Rightarrow sicher und effizient

- ▶ Programmtext soll *Absicht* des Programmierers ausdrücken.
- ▶ dazu gehören Annahmen über *Daten*, formuliert mittels *Typen* (`f00 :: Book`)
... alternative Formulierung:
Namen (`f00Book`, Kommentar `f00 // Book`)
- ▶ nur durch statische Typisierung kann man Absichten/Annahmen maschinell umfassend prüfen
... alternative Prüfung: Tests
- ▶ ist nützlich für Wiederverwendbarkeit
- ▶ ist nützlich für sichere und effiziente Ausführung

Statische Typisierung: für und wider

Für statische Typisierung spricht vieles.

Es funktioniert auch seit Jahrzehnten (Algol 1960, ML 1970, C++ 1980, Java 1990 usw.)

Was dagegen?

- ▶ Typsystem ist ausdruckschwach:
(Bsp: keine polymorphen Container in C)
Programmierer kann Absicht nicht ausdrücken
- ▶ Typsystem ist ausdrucksstark:
(Bsp: kontravariante Typargumente in Java, C#)
Programmierer muß Sprachstandard lesen und verstehen
und dazu Konzepte (z.B. aus Vorlesung) kennen

Fachmännisches Programmieren

- ▶ Hardware: wer Flugzeug/Brücke/Staudamm/. . . baut, kann (und darf) das auch nicht allein nach etwas Selbststudium und mit Werkzeug aus dem Baumarkt
- ▶ Software: der (Bastel-)Prototyp wird oft zum Produkt, der Bastler zum selbsternannten Programmierer

so auch bei Programmiersprachen:

entworfen *von* oder *für* Leute ohne (viel) Fachwissen

- ▶ BASIC (1964) (Kemeny, Kurtz) to enable students in fields other than science and math. to use computers
- ▶ Perl (1987) (Larry Wall: Chemie, Musik, Linguistik)
- ▶ PHP (1994) (Rasmus Lerdorf) Personal Home Page Tools (like Perl but . . . simpler, more limited, less consistent.)

Legacy-Sprachen: ECMA-Script (Javascript)

semantisch ist das LISP (z.B. Funktionen als Daten),
syntaktisch ist es Java

- ▶ Motivation: Software soll beim Kunden laufen
- ▶ technisches Problem: Gerätebenutzer versteht/beherrscht seinen Computer/Betriebssystem nicht (z.B. kann oder will keine JRE installieren)
- ▶ stattdessen zwingt man Kunden auf Browser mit Javascript-Engine (der Browser ist das OS)
- ▶ das steckt z.B. Google viel Geld hinein:
`https://code.google.com/p/v8/`
aus verständlichen Gründen (Anzeige von Werbung)

Aktuelle Entwicklungen: JS

- ▶ ECMA-Script 6 übernimmt viele Konzepte moderner (funktionaler) Programmierung, u.a.
 - ▶ let (block scope), const (single assignment)
 - ▶ destructuring (pattern matching)
 - ▶ tail calls (ohne Stack)

<https://github.com/lukehoban/es6features>

- ▶ ...was ist mit Microsoft? Die haben auch viel Geld und clevere Leute? — Ja:

<http://www.typescriptlang.org/>

TypeScript adds *optional types*, classes, and modules to JavaScript.

Personen: Luke Hoban, Anders Hejlsberg, Erik Meijer, ...

Legacy-Sprachen: PHP

- ▶ Facebook ist (ursprünglich) in PHP implementiert
- ▶ deswegen steckt Facebook viel Geld in Technologien (a.k.a. Work-Arounds) für diese Sprache aus ebenfalls verständlichen Gründen :
 - ▶ für Kunden (d.h. Werbekunden): Antwortzeiten der Webserver
 - ▶ für Betreiber: Entwicklungs- und Betriebskosten

Aktuelle Entwicklungen: PHP

- ▶ **HHVM: Hip Hop Virtual Machine**

`https://github.com/facebook/hhvm/blob/master/hphp/doc/bytocode.specification`

- ▶ **Hack** `http://hacklang.org/` **Type Annotations, Generics, Nullable types, Collections, Lambdas, ...**

Julien Verlaguet: *Facebook: Analyzing PHP statically*, 2013,
`http://cufp.org/2013/julien-verlaguet-facebook-analyzing-php-statically.html`

vgl. Neil Savage: *Gradual Evolution*, Communications of the ACM, Vol. 57 No. 10, Pages 16-18, `http://cacm.acm.org/magazines/2014/10/178775-gradual-evolution/fulltext`

Aktueller: Web Assembly

- ▶ a new portable, size- and load-time-efficient format suitable for compilation to the web.

<http://webassembly.org/>

- ▶ d.h., Programme in vernünftigen (d.h. typsichereren) Sprachen schreiben (statt JS), nach WASM kompilieren und im Browser ausführen

- ▶ das gabe es alles schon? Natürlich:

- ▶ Java → Bytecode (class files) (1996),
- ▶ Pascal → P(ortable)-Code (1973)

- ▶ formale Spezifikation (typsichere Kellermaschine)

<https://webassembly.github.io/spec/core/index.html>

Die Zukunft: Typen für Ressourcen

`https://www.rust-lang.org/`

... a systems programming language that ... prevents segfaults and guarantees thread safety.

- ▶ jedes Datum hat genau einen *Eigentümer*, man kann Daten *übernehmen* und *ausborgen*,
- ▶ *statisch* garantiert: für jedes Datum $x : T$ gibt es
 - ▶ one or more references ($\&T$) to a resource,
 - ▶ exactly one mutable reference ($\&\text{mut } T$).

`https://doc.rust-lang.org/book/references-and-borrowing.html#the-rules`

Die Zukunft: Datenabhängige Typen

<https://idris-lang.org/> ... aspects of a program's behaviour can be specified *precisely* in the type.

- ▶ elementare Bausteine:
 - ▶ Daten: 42, "foo", (x, y) => x+y, Typen: bool, int
- ▶ Kombinationen (Funktionen):
 - ▶ Datum → Datum, Bsp. (x, y) => x+y
 - ▶ Typ → Typ, Bsp. List<T>
 - ▶ Typ → Datum, Bsp. Collections.<String>sort()
 - ▶ Datum → Type, (*data-dependent type*), Bsp. Vektoren
data Vec : Nat -> Type -> Type

(++) : Vec p a -> Vec q a -> Vec (p+q) a
head : Vect (S p) a -> a -- **S** = Nachfolger

Nicht reguläre Typen

- ▶ ein rekursiver polymorpher Typ heißt *regulär*, wenn die Typ-Argumente bei Rekursion gleich bleiben
`data List a = Nil | Cons a (List a),`
...sonst *nicht regulär*
- ▶ `data List a b = Nil | Cons a (List b a)`
- ▶ `data Tree a = Leaf a | Branch (Tree (a,a))`
- ▶ **Anwendung: Implementierung von**
`containers:Data.Sequence` <https://hackage.haskell.org/package/containers-0.5.9.1/docs/Data-Sequence.html#t:Seq>

Themen

- ▶ Methoden zur Beschreibung der
 - ▶ Syntax: reguläre Ausdrücke, kontextfreie Grammatiken
 - ▶ Semantik: operational, denotational, axiomatisch
- ▶ Konzepte:
 - ▶ Typen,
 - ▶ Namen (Deklarationen), Blöcke (Sichtbarkeitsbereiche)
 - ▶ Ausdrücke und Anweisungen (Wert und Wirkung),
 - ▶ Unterprogramme (als Daten)
 - ▶ Polymorphie (statisch, dynamisch)
- ▶ Wechselwirkungen der Konzepte
- ▶ Paradigmen: imperativ, funktional, objektorientert

Sprachen kommen und gehen, Konzepte bleiben.

Wie weiter? (LV)

Anwendung und Vertiefung von Themen PPS z.B. in VL

- ▶ Programmverifikation
u.a. axiomatische Semantik imperativer Programme
- ▶ Compilerbau
 - ▶ Realisierung der Semantik durch
 - ▶ Interpretation
 - ▶ Transformation
 - ▶ abstrakte und konkrete Syntax (Parser)
- ▶ Constraint-Programmierung
- ▶ Fortgeschrittene Konzepte von Programmiersprachen (OS)
- ▶ Symbolisches Rechnen (Transform. v. Syntaxbäumen)