

Prinzipien von Programmiersprachen

Vorlesung

Wintersemester 2007 – 2016

Johannes Waldmann, HTWK Leipzig

26. Januar 2017

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

Sprache

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

Konzepte

- ▶ Hierarchien (baumartige Strukturen)
 - ▶ zusammengesetzte (arithmetische, logische) Ausdrücke
 - ▶ zusammengesetzte Anweisungen (Blöcke)
 - ▶ Klassen, Module
- ▶ Typen beschreiben Daten
- ▶ Namen stehen für Werte, Wiederverwendung
- ▶ Flexibilität durch Parameter (Unterprogramme, Polymorphie)

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/236/aufgaben>
- ▶ Prüfungszulassung: regelmäßiges und erfolgreiches Bearbeiten von Übungsaufgaben
- ▶ Klausur: 120 min, ohne Hilfsmittel

Literatur

- ▶ <http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws16/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
```

Übung: Beispiele für Übersetzer

Java:

```
javac Foo.java # erzeugt Bytecode (Foo.class)
java Foo      # führt Bytecode aus (JVM)
```

Einzelheiten der Übersetzung:

```
javap -c Foo # druckt Bytecode
```

C:

```
gcc -c bar.c # erzeugt Objekt (Maschinen)code (bar.o)
gcc -o bar bar.o # linkt (lädt) Objektcode (Resultat)
./bar # führt gelinktes Programm aus
```

Einzelheiten:

```
gcc -S bar.c # erzeugt Assemblercode (bar.s)
```

Aufgaben:

- ▶ geschachtelte arithmetische Ausdrücke in Java und C:
vergleiche Bytecode mit Assemblercode
- ▶ vergleiche Assemblercode für Intel und Sparc (einlegen)

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 Knoten des Baums stehen Token,
- ▶ jedes Token hat einen Typ und einen Inhalt (eine Zeichenkette).
- ▶ diese Prinzip kommt aus der Mathematik (arithmetische Ausdrücke, logische Formeln)

Token-Typen

Token-Typen sind üblicherweise

- ▶ reservierte Wörter (if, while, class, ...)
- ▶ Bezeichner (foo, bar, ...)
- ▶ Literale für ganze Zahlen, Gleitkommazahlen, Strings, Zeichen
- ▶ Trennzeichen (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-Konstanten in \mathbb{C} .

Spezifikation formaler Sprachen

man kann eine formale Sprache beschreiben durch:

- ▶ *algebraisch* (Sprach-Operationen)
Bsp: reguläre Ausdrücke
- ▶ *Generieren* (Grammatik), Bsp: kontextfreie Grammatik,
- ▶ *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 Reg. Ausdr.

- ▶ $(\Sigma^*, \cdot, \epsilon)$ 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?
(vgl. oben) Welche Relation auf Sprachen (Mengen) ergibt sich als „Teilbarkeit“ bzgl. \cup ?
- ▶ Damit $a^{b+c} = a^b \cdot a^c$ immer gilt, muß man a^0 wie definieren?
- ▶ Block-Kommentare und weitere autotool-Aufgaben
- ▶ reguläre Ausdrücke für Tokenklassen in der Standard-Pascal-Definition

Wort-Ersetzungs-Systeme

Berechnungs-Modell (Markov-Algorithmen)

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

Regelmenge $R \subseteq \Sigma^* \times \Sigma^*$

Regel-Anwendung:

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

Beispiel: Bubble-Sort: $\{ba \rightarrow ab, ca \rightarrow ac, cb \rightarrow bc\}$

Beispiel: Potenzieren: $ab \rightarrow bba$

Aufgaben: gibt es unendlich lange Rechnungen für:

$R_1 = \{1000 \rightarrow 0001110\}, R_2 = \{aabb \rightarrow bbaaaa\}?$

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: $L(G) = \{w \mid S \rightarrow_R^* w \wedge w \in \Sigma^*\}$.

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.

Programmiersprachen werden kontextfrei beschrieben (mit Zusatzbedingungen).

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

$$\forall(l, r) \in R(G) : l \in V.$$

geeignet zur Beschreibung von Sprachen mit hierarchischer Struktur.

Anweisung \rightarrow Bezeichner = Ausdruck

| if Ausdruck then Anweisung else Anweisung

Ausdruck \rightarrow 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

Übungen

- ▶ Beispiele Wort-Ersetzung ($ab \rightarrow baa$, usw.)
- ▶ Dyck-Sprache: Beweis $L(G) \subseteq D$
(Induktionsbehauptung? Induktionsschritt?)
- ▶ Dyck-Sprache: Beweis $D \subseteq L(G)$
- ▶ CF-Grammatik für $\{w \mid w \in \{a, b\}^*, |w|_a = |w|_b\}$
- ▶ CF-Grammatik für $\{w \mid w \in \{a, b\}^*, 2 \cdot |w|_a = |w|_b\}$

(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

- ▶ Definition: Operation ist *assoziativ*
- ▶ Bsp: Plus ist nicht assoziativ (für Gleitkommazahlen) (Ü)
- ▶ 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

Assoziativität (II)

$X_1 + X_2 + X_3$ auffassen als $(X_1 + X_2) + X_3$

Grammatik-Regeln

Ausdruck \rightarrow Zahl | Ausdruck + Ausdruck

ersetzen durch

Ausdruck \rightarrow Summe

Summe \rightarrow Summand | Summe + Summand

Summand \rightarrow Zahl

Präzedenzen

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

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

Übung Operator/Grammatik

Übung:

- ▶ Verhältnis von plus zu minus, mal zu durch?
- ▶ Klammern?
- ▶ unäre Operatoren (Präfix/Postfix)?

Das hängende *else*

naheliegende EBNF-Regel für Verzweigungen:

```
<statement> -> if <expression>  
    then <statement> [ else <statement> ]
```

führt zu einer mehrdeutigen Grammatik.

Dieser Satz hat zwei Ableitungsbäume:

```
if X1 then if X2 then S1 else S2
```

- ▶ Festlegung: das „in der Luft hängende“ (dangling) *else* gehört immer zum letzten verfügbaren *then*.
- ▶ Realisierung durch Grammatik mit (Hilfs-)Variablen
`<statement>`, `<statement-no-short-if>`

Statische und dynamische Semantik

Semantik = Bedeutung

- ▶ statisch (kann zur Übersetzungszeit geprüft werden)

Beispiele:

- ▶ Typ-Korrektheit von Ausdrücken,
- ▶ Bedeutung (Bindung) von Bezeichnern

Hilfsmittel: Attributgrammatiken

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

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
- ▶ die Bezeichnung „NP-vollständig“
- ▶ ...

<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

```
String x = "foo"; String y = "bar";
```

```
Boolean.toString (x.length() < y.length()));
```

(Curry-Howard-Isomorphie)

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 von 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 (I)

arithmetischer Ausdruck \Rightarrow Programm für Kellermaschine

$3 * x + 1 \Rightarrow$ push 3, push x, mal, push 1, plus

- ▶ Code für Konstante/Variable c : `push c;`
- ▶ Code für Ausdruck $x \circ y$: `code(x); code(y); o;`
- ▶ Ausführung eines binären Operators o :
`x <- pop; y <- pop; push (x o y);`

Der erzeugte Code ist synthetisiertes Attribut!

Beispiele: Java-Bytecode (javac, javap),

CIL (gmcs, monodis)

Bemerkung: soweit scheint alles trivial—interessant wird es bei Teilausdrücken mit Nebenwirkungen, Bsp. `x++ - --x;`

Bsp: Operationale Semantik (II)

Schleife

```
while (B) A
```

wird übersetzt in Sprungbefehle

```
if (B) ...
```

(vervollständige!)

Aufgabe: übersetze `for (A; B; C) D` in `while!`

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 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

Kalkül: für jede Form der Anweisung ein Axiom, Beispiele:

- ▶ **Zuweisung:** $\{ N[x/E] \} x := E \{ N \}$
- ▶ wenn $\{ V \} C \{ Z \}$ und $\{ Z \} D \{ N \}$
dann $\{ V \} C; D \{ N \}$
- ▶ wenn $\{ V \} A \{ N \}$ und $V' \Rightarrow V$ und $N \Rightarrow N'$
dann $\{ V' \} A \{ N' \}$
- ▶ wenn $\{ V \text{ und } B \} C \{ N \}$
und $\{ V \text{ und not } B \} D \{ N \}$
dann $\{ V \} \text{if } (B) \text{ then } C \text{ else } D \{ N \}$
- ▶ **Schleife ... benötigt Invariante**

Axiom für Schleifen

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

Beispiel:

```
Eingabe int p, q;  
// p = P und q = Q  
int c = 0;  
// inv: p * q + c = P * Q  
while (q > 0) {  
    ???  
}  
// c = P * Q
```

Moral: erst Schleifeninvariante (Spezifikation), dann Implementierung.

Übungen (Stackmaschine)

Schreiben Sie eine Java-Methode, deren Kompilation genau diesen Bytecode erzeugt: a)

```
public static int h(int, int);
```

```
Code:
```

```
0: iconst_3
```

```
1: iload_0
```

```
2: iadd
```

```
3: iload_1
```

```
4: iconst_4
```

```
5: isub
```

```
6: imul
```

```
7: ireturn
```

b)

```
public static int g(int, int);
```

```
Code:
```

```
0: iload_0
```

```
1: istore_2
```

```
2: iload_1
```

Übungen (Invarianten)

Ergänze das Programm:

```
Eingabe: natürliche Zahlen a, b;  
// a = A und b = B  
int p = 1; int c = ???;  
// Invariante:  $c^b * p = A^B$   
while (b > 0) {  
    ???  
    b = abrunden (b/2);  
}  
Ausgabe: p; //  $p = A^B$ 
```

Warum Typen?

- ▶ Typ ist Menge von Werten mit Operationen
- ▶ für jede eigene Menge von Werten (Variablen) aus dem *Anwendungsbereich* benutze eine eigenen Typ
- ▶ halte verschiedene Typen sauber getrennt, mit Hilfe der Programmiersprache
- ▶ der Typ einer Variablen/Funktion ist ihre beste Dokumentation

Historische Entwicklung

- ▶ keine Typen (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

- ▶ vorgegeben: `int`, `char`, `boolean`
- ▶ nutzerdefiniert (`enum`)

```
typedef enum {  
    Mon, Tue, Wed, Thu, Fri, Sat, Sun  
} day;
```

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

Ü: `enum` in Java

Designfragen:

- ▶ automatisch nach `int` umgewandelt?
- ▶ automatisch von `int` umgewandelt?

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)

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, Nil) 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)

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

Zugriff auf beliebiges Element mit wenig Befehlen

Design-Entscheidungen:

- ▶ welche Index-Typen erlaubt? (Zahlen? Aufzählungen?)
- ▶ Bereichsprüfungen bei Indizierungen?
- ▶ Index-Bereiche statisch oder dynamisch?
- ▶ Allokation statisch oder dynamisch?
- ▶ Initialisierung?
- ▶ 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 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. Nicht notwendig rechteckig.

Felder in C#

Unterschiede zwischen

- ▶ `int [][] a`
- ▶ `int [,] a`

in

- ▶ Benutzung (Zugriff)
- ▶ Initialisierung durch Array-Literal

Nicht rechteckige Felder in C?

Das geht:

```
int a [] = {1,2,3};  
int b [] = {4,5};  
int c [] = {6};  
    e     = {a,b,c};  
printf ("%d\n", e[1][1]);
```

aber welches ist dann der Typ von e?
(es ist nicht `int e [][]`.)

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.

modernen 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/>

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

implizite Verweise:

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

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 (logische) Speicherzelle
genauer: Variable besitzt Attribute

- ▶ Name
- ▶ Adresse
- ▶ Wert
- ▶ Typ
- ▶ Lebensdauer
- ▶ Sichtbarkeitsbereich

Bindungen 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 = ...`

Typen für Variablen

- ▶ dynamisch (Wert hat Typ)
- ▶ statisch (Name hat Typ)
 - ▶ deklariert (durch Programmierer)
 - ▶ inferiert (durch Übersetzer)
z. B. `var` in C#3

Vor/Nachteile: Lesbarkeit, Sicherheit, Kosten

Dynamisch getypte 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 getypte Sprachen

Daten sind typisiert, Namen sind typisiert

Invariante:

- ▶ zur Laufzeit ist der *dynamische Typ* des Namens (der Typ des Wertes des Namens)
immer gleich dem *statischen Typ* des Namens (der deklariert oder inferiert wurde)

woher kommt der statische Typ?

- ▶ Programmierer deklariert Typen von Namen
C, Java, . . .
- ▶ Compiler inferiert Typen von Namen
ML, F#, Haskell, C# (var)

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 ++; }
```

Merksatz: alle Deklarationen so lokal und so konstant wie möglich!

(D. h. Attribute *immutable* usw.)

Lebensort und -Dauer von Name und Daten

- ▶ statisch (global, aber auch lokal:)

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

- ▶ dynamisch

- ▶ Stack { int x = ... }
- ▶ Heap
 - ▶ explizit (new/delete, malloc/free)
 - ▶ implizit

Beachte (in Java u.ä.) in { C x = new C(); } ist x Stack-lokal, Inhalt ist Zeiger auf das Heap-globale Objekt.

Sichtbarkeit von Namen

= Bereich der Anweisungen/Deklarationen, in denen ein Name benutzt werden kann.

- ▶ global
- ▶ lokal: Block (und Unterblöcke)

Üblich ist: Sichtbarkeit beginnt nach Deklaration und endet am Ende des umgebenden Blockes

Tatsächlich (Java, C):

Sichtbarkeit beginnt schon in der Initialisierung

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

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

Sichtbarkeit in JavaScript

Namen sind sichtbar

- ▶ global
- ▶ in Unterprogramm (Deklaration mit `var`)

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

- ▶ in Block (Deklaration mit `let`)

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

Ü: erkläre das Verhalten von

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

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

durch die Sprachspezifikation
(und nicht durch Sekundärquellen)

Überdeckungen

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 und Lebensdauer

... stimmen nicht immer überein:

- ▶ static-Variablen in C-Funktionen
sichtbar: in Funktion, Leben: Programm

```
void u () { static int x; }
```

- ▶ lokale Variablen in Unterprogrammen
sichtbar: innere Blöcke, Leben: bis Ende Unterpr.

```
void u () {  
    int *p; { int x = 8; p = &x; }  
    printf ("%d\n", *p);  
}
```

Einleitung

- ▶ Ausdruck hat *Wert* (Zahl, Objekt, ...)
(Ausdruck wird *ausgewertet*)
- ▶ Anweisung hat *Wirkung* (Änderung des Programm/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)
- ▶ in den C-ähnlichen Sprachen:
Ausdrücke \subseteq Anweisungen

Designfragen für Ausdrücke

- ▶ Syntax
 - ▶ Präzedenzen (Vorrang)
 - ▶ Assoziativitäten (Gruppierung)
 - ▶ kann Programmierer neue Operatoren definieren?
vorhandene überladen?
- ▶ statische Semantik
 - ▶ welche impliziten Typumwandlungen?
 - ▶ explizite Typumwandlungen (cast)?
- ▶ dynamische Semantik
 - ▶ Ausdrücke dürfen (Neben-)Wirkungen haben?
 - ▶ in welcher Reihenfolge treten die auf?

Syntax von Ausdrücken

- ▶ einfache Ausdrücke : Konstante, Variable
- ▶ 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 Konstanten

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");
```


Überladene Operatornamen

aus praktischen Gründen sind arithmetische und relationale Operatornamen *überladen*

(d. h.: ein Name für mehrere Bedeutungen)

Überladung wird aufgelöst durch die Typen der Argumente.

```
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), Repräsentation ändert sich nicht:

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

...kommt nur vor, wenn man die falsche Programmiersprache benutzt (nämlich Java vor 1.5)

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>

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?

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: ref/kein ref; struct (Werttyp)/class (Verweistyp)

```
class C { public int foo }  
static void u (ref C x) { x.foo=4; x=new C{foo=5};}  
C y = new C {foo=3} ; C z = y; u (ref y);  
Console.WriteLine(y.foo + " " + z.foo);
```

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 (\Rightarrow 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. [http:](http://mathworld.wolfram.com/DragonCurve.html)

[//mathworld.wolfram.com/DragonCurve.html](http://mathworld.wolfram.com/DragonCurve.html)

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?

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.

Auswertung der Umfragen

`http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/
ws16/pps/umf/`

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

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

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);
```


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 ...

<http://existentialtype.wordpress.com/2011/03/15/teaching-fp-to-freshmen/>

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)

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

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 generische Interfaces (C#)

Kontravarianz (in P), Kovarianz (out P)

```
interface I<in P> { // kontravariante Dekl.  
    // 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 {} // 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

- ▶ Aufgabe zu Funktion `Flip` (C#),
Quelltext: <http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws16/pps/code/kw55/>
- ▶ `binarySearch` aufrufen (Java), so daß beide ? von T verschieden sind

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.)

„wichtige“ „falsche“ Sprachen: JS

ECMA-Script (Javascript)

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

syntaktisch ist es Java

- ▶ Motivation: Software soll beim Kunden laufen
- ▶ technisches Problem: Kunde versteht/beherrscht seinen Computer/Betriebssystem nicht
(z.B. kann oder will keine JRE)
- ▶ stattdessen zwingt man Kunden zu Flash-Plugin oder
- ▶ 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)

„wichtige“ „falsche“ Sprachen: PHP

- ▶ Facebook ist in PHP implementiert
- ▶ deswegen steckt Facebook viel Geld in diese Sprache aus ebenfalls verständlichen Gründen :
 - ▶ für Kunden: Reaktionszeit der Webseite
 - ▶ für Betreiber: Entwicklungs- und Betriebskosten

Aktuelle Entwicklungen: JS

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

- ▶ 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`

- ▶ `http://www.typescriptlang.org/`

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

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

Aktuelle Entwicklungen: PHP

- ▶ **HHVM: Hip Hop Virtual Machine**

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

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)

Wie weiter? (Masterprojekt/Arbeit, WHK)

- ▶ **Allgemeines und Aktuelles:** <http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/diplom/>
- ▶ **Termersetzung/Symbolisches Rechnen,**
- ▶ **Constraint-Programmierung**
- ▶ **E-Learning, insb. Reparatur/Erweiterung autotool, insbesondere**
 - ▶ **(Big) Data-Analyse und -Visualisierung**
<https://gitlab.imn.htwk-leipzig.de/autotool/all0/issues/327>
 - ▶ **Aufgaben zur Kryptologie** <https://gitlab.imn.htwk-leipzig.de/autotool/all0/issues/366>

dafür Vertrag als wiss. Hilfskraft möglich

Aktuelles/Übung

- ▶ Vortrag am Montag, dem 6. Februar:

<https://portal.imn.htwk-leipzig.de/termine/constraint-basierte-techniken-in-der-automatisierung>

- ▶ zur Diskussion der Lehre der Programmierung:

- ▶ E. W. Dijkstra über Haskell und Java (2001): <http://chrisdone.com/posts/dijkstra-haskell-java>
vgl. auch EWD 1035

<https://www.cs.utexas.edu/users/EWD/transcriptions/EWD13xx/EWD1305.html>

- ▶ Philip Guo (CACM, 2014)

<http://cacm.acm.org/blogs/blog-cacm/176450-python-is-now-the-most-popular-introduction-to-programming/fulltext>

Die folgende Grammatik G über dem Alphabet $\Sigma = \{w, f, u, i\}$ soll Ausdrücke mit den Konstanten w, f und den binären Operatoren u, i beschreiben:

$$G = (\Sigma, \{E\}, \{E \rightarrow w \mid f \mid EiE \mid EuE\}, E).$$

Begründen Sie, daß G mehrdeutig ist.

Gesucht ist eine zu G äquivalente eindeutige kontextfreie Grammatik G' , für deren Ableitungsbäume gilt: der Operator u ist linksassoziativ, der Operator i ist rechtsassoziativ, der Operator u bindet stärker als der Operator i .
Wie sieht unter diesen Bedingungen der abstrakte Syntaxbaum für $fiwufiw$ aus?