Grundlagen der Programmiersprachen

Prof. Dr. Uwe Kastens

Sommersemester 2016

Ziele

Die Vorlesung soll Studierende dazu befähigen,

- die **Grundkonzepte** von Programmier- oder Anwendungssprachen zu **verstehen**,
- **Sprachdefinitionen** zu verstehen,
- **neue Programmiersprachen** und deren Anwendung **selbständig erlernen** zu können
  (dies wird an der **Sprache C** in der Vorlesung erprobt)
- typische Eigenschaften **nicht-imperativer Programmiersprachen** zu verstehen.
- Freude am Umgang mit Sprachen haben.

Inhalt

Vorlesung	Thema	Kapitel im Buch Sebesta	Mitchell
1, 2	Einführung	1	1, 4
3, 4	Definition Syntaktischer Strukturen	3	4
5	Gültigkeit von Definitionen,	4.4, 4.8	7.1
6	Lebensdauer von Variablen Laufzeitkeller	4.9	7.2, 7.3
7, 8	Datentypen	4.5, 5	6
9	Aufruf, Parameterübergabe	8	
10, 11, 12	Funktionale Programmierung: Grundbegriffe, Rekursionsparadigmen, Funktionen höherer Ordnung	14	3, 7.4
13, 14	Logische Programmierung: Grundlagen, Auswertung logischer Programme	15	15
	Zusammenfassung		

Bezüge zu anderen Vorlesungen

In GPS verwendete Kenntnisse aus

- **Grundlagen der Programmierung 1, 2:**
  Eigenschaften von Programmiersprachen im allgemeinen
- **Modellierung:**
  reguläre Ausdrücke, kontext-freie Grammatiken,
  abstrakte Definition von Wertemengen, Terme, Unifikation

Kenntnisse aus GPS werden benötigt z. B. für

- **weiterführende Veranstaltungen im Bereich Programmiersprachen und Übersetzer:**
  Verständnis für Sprachkonzepte und -konstrukte
  5. Sem: **PLaC;** Master: noch offen
- **Software-Technik:** Verständnis von Spezifikationssprachen
- **Wissensbasierte Systeme:** logische Programmierung, Prolog
- **alle Veranstaltungen, die Programmier-, Spezifikations- oder Spezialsprachen verwenden:**
  Grundverständnis für Sprachkonzepte und Sprachdefinitionen,
  z. B. VHDL in GTI/GRA; SQL in Datenbanken

GPS-Literatur

Zur Vorlesung insgesamt:

- **elektronisches Skript GPS: http://ag-kastens.upb.de/lehre/material/gps**
- R. W. Sebesta: Concepts of Programming Languages, 9th Ed., Pearson, 2010
- John C. Mitchell: Concepts in Programming Languages, Cambridge University Press, 2003

Zu Funktionaler Programmierung:

- L. C. Paulson: ML for the Working Programmer, 2nd ed., Cambridge University Press, 1996

Zu Logischer Programmierung:

- W.F. Clocksin and C.S. Mellish: Programming in Prolog , 5th ed. Springer, 2003

C, C++, Java:

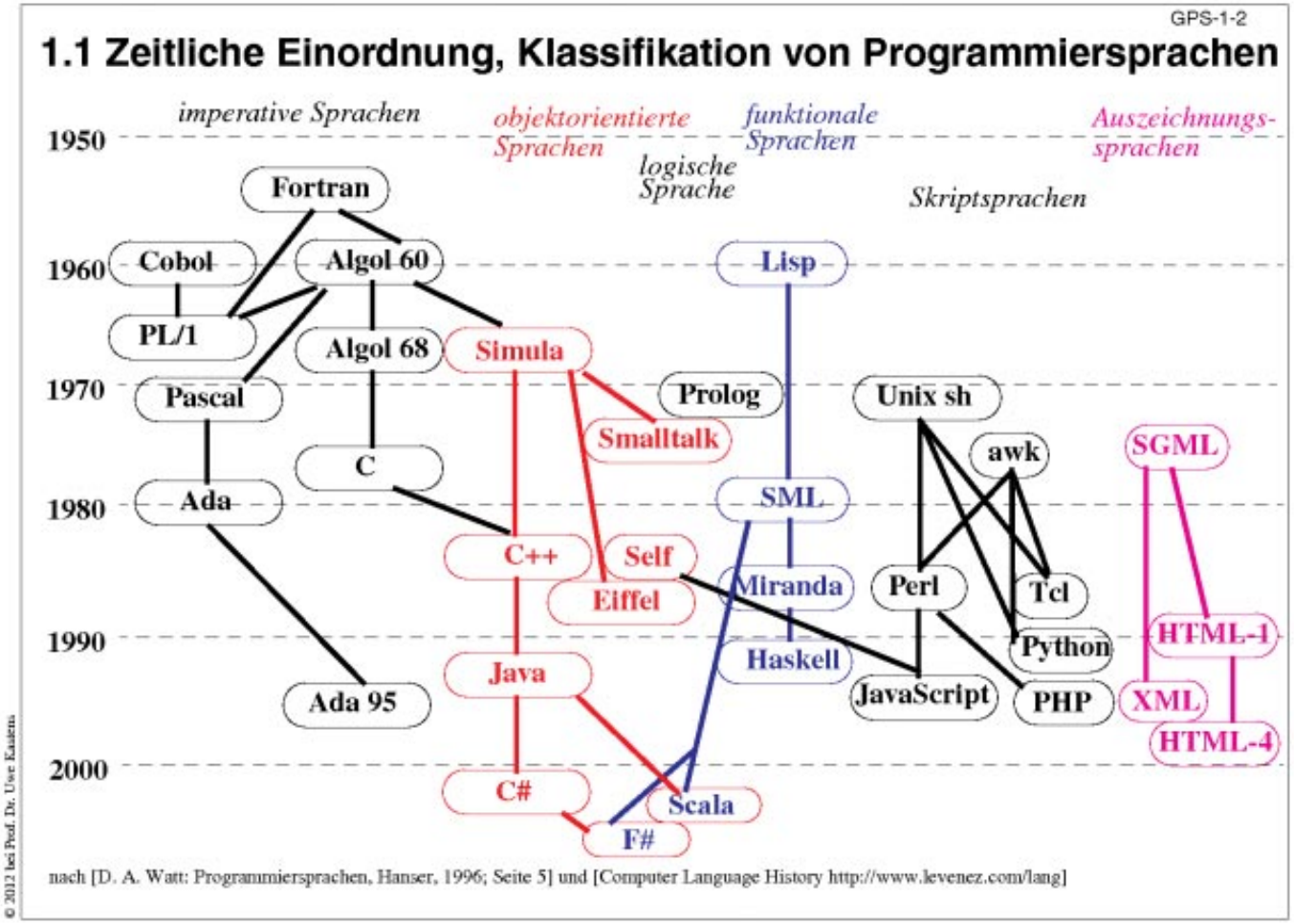
- Carsten Vogt: C für Java-Programmierer, Hanser, 2007
- S.P. Harbison, G.L. Steele: C: A - Reference Manual (5th ed.), Prentice Hall, 2002
- Timothy Budd: C++ for Java Programmers, Pearson, 1999.
- K. Arnold, J. Gosling: The Java Programming Language, 4th Edition, Addison-Wesley, 2005
- J. Gosling, B. Joy, G. L. Steele, G. Bracha, A. Buckley: The Java Language Specification, Java SE 8 Edition, Oracle, 2014

Organisation: Das GPS-Skript im WWW

http://ag-kastens.upb.de/lehre/material/gps

Erläuterte Folien im Skript

Grundlagen der Programmiersprachen SS 2016 - Folie 102



Autor: Prof. Dr. Uwe Kastens

Ziele:
Sprachen zeitlich einordnen und klassifizieren

in der Vorlesung:
Kommentare zur zeitlichen Entwicklung.

Verwandschaft zwischen Sprachen:

1. Notation: C, C++, Java, C#, JavaScript, PHP;
2. gleiche zentrale Konzepte, wie Datentypen, Objektorientierung;
3. Teilsprache: Algol 60 ist Teilsprache von Simula, C von C++;
4. gleiches Anwendungsgebiet: z. B. Fortran und Algol 60 für numerische Berechnungen in wissenschaftlich-technischen Anwendungen

nachlesen:
Text dazu im Buch von D. A. Watt

Übungsaufgaben:

Verständnisfragen:
In welcher Weise können Programmiersprachen miteinander verwandt sein?

Organisation im Sommersemester 2016

Termine	Vorlesung	Die	14:15 - 15:45	L1, Uwe Kastens
		Mi	14:15 - 15:45	L1, Uwe Kastens
		Beginn: Mi. 01.06.		
	Zentralübung	Mi	13:15 - 14:00	L1, Uwe Kastens
		Beginn: Mi 15. 6.		
	Übungen	**Beginn: Mo 06.06.**		
Übungsbetreuer	Dr. Peter Pfahler			
	Clemens Boos	Felix Barczewicz		Marius Meyer
	Aaron Nickl	Patrick Steffens		Jonas Klauke

Übungstermine siehe Organisationsseite des Vorlesungsmaterials im Web
gemäß Anmeldung in PAUL

Hausaufgaben erscheinen wöchentlich (bis Die.), Bearbeitung in Gruppenarbeit (2-4), Abgabe bis Die 14:15 Uhr; Lösungen werden korrigiert und bewertet.

1 Test wird während einer Zentralübung durchgeführt (Termine im Web), können bestandene Klausur um 1 - 2 Notenschritte verbessern.

Klausur **voraussichtliche Termine: 26.07. und 23.09**
Anmeldung in PAUL / ZPS

1. Einführung

Themen dieses Kapitels:

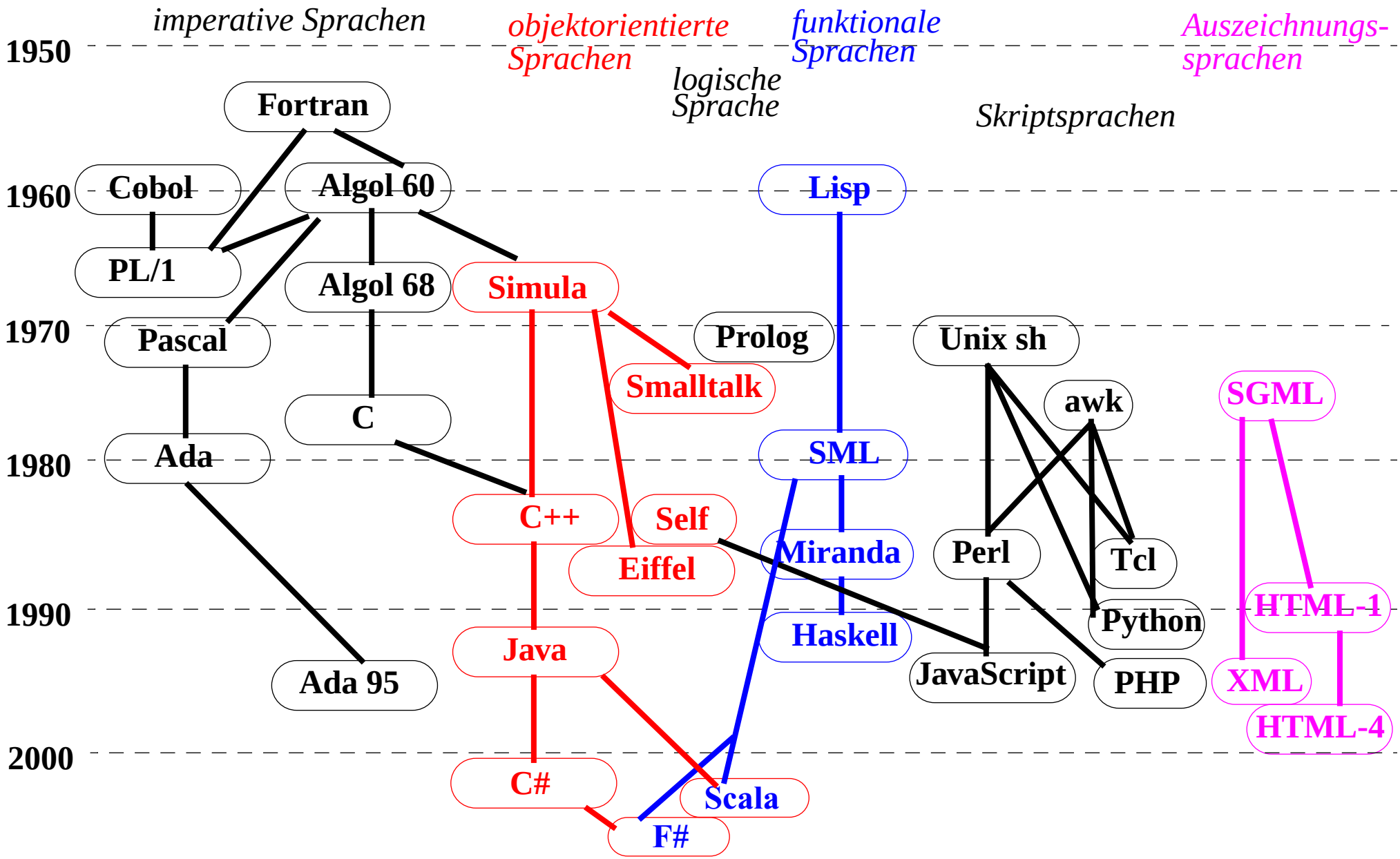
1.1. Zeitliche Einordnung, Klassifikation von Programmiersprachen

1.2. Implementierung von Programmiersprachen

1.3. Dokumente zu Programmiersprachen

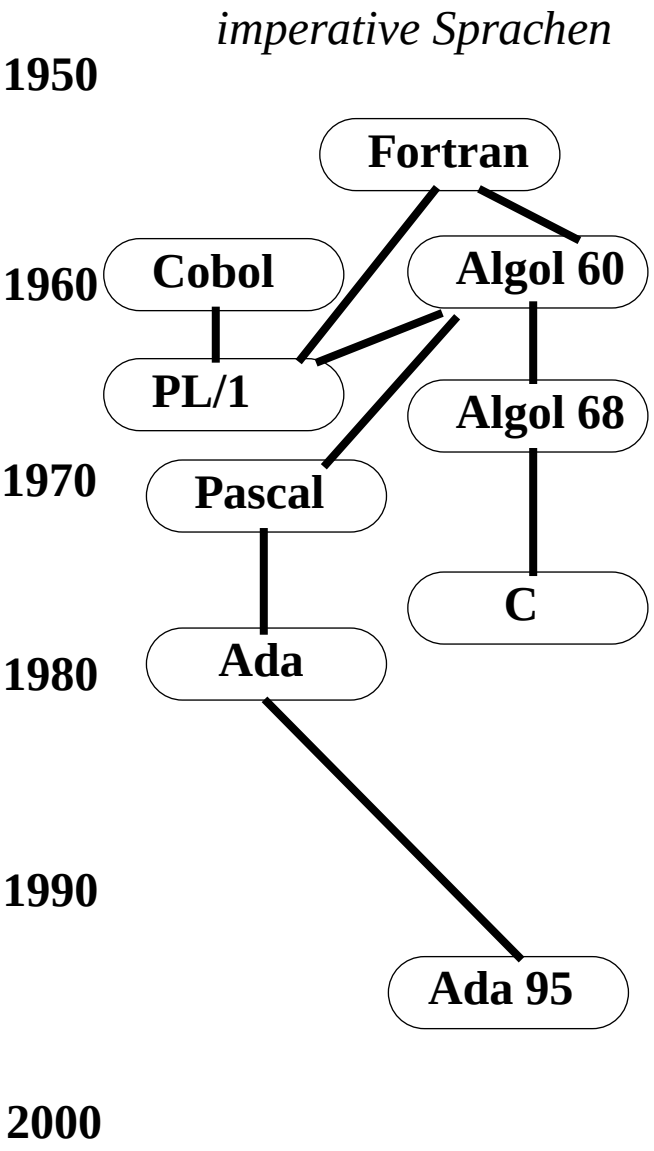
1.4. Vier Ebenen der Spracheigenschaften

1.1 Zeitliche Einordnung, Klassifikation von Programmiersprachen



nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5] und [Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

Klassifikation: Imperative Programmiersprachen



charakteristische Eigenschaften:

Variable mit Zuweisungen,
veränderbarer Programmzustand,

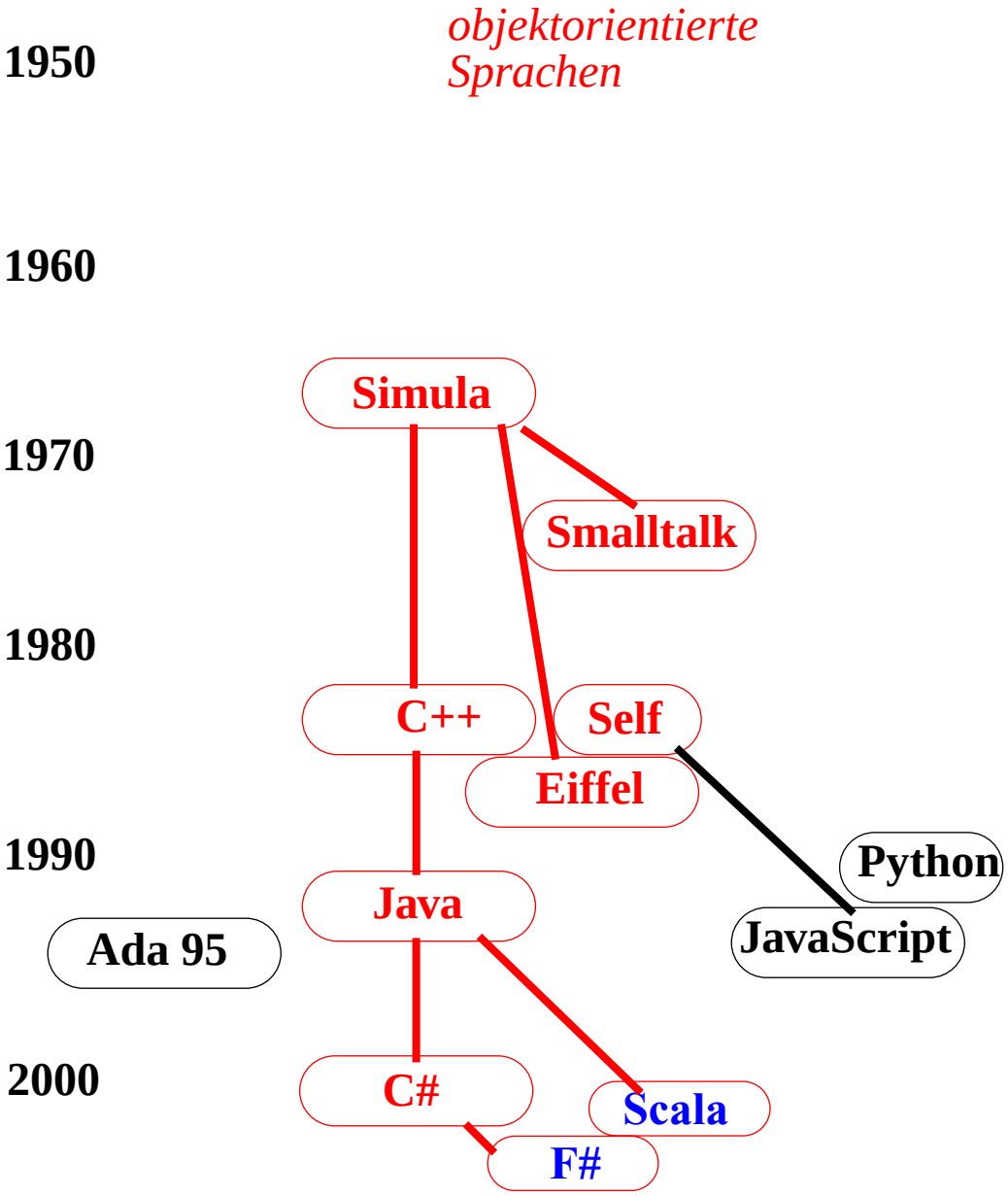
Ablaufstrukturen (Schleifen, bedingte Anweisungen, Anweisungsfolgen)

Funktionen, Prozeduren

implementiert durch Übersetzer

nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5]
[Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

Klassifikation: objektorientierte Programmiersprachen



nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5]
[Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

charakteristische Eigenschaften:

Klassen mit Methoden und Attributen, Objekte zu Klassen

Vererbungsrelation zwischen Klassen

Typen:
objektorientierte Polymorphie:
Objekt einer Unterklasse kann verwendet werden, wo ein Objekt der Oberklasse benötigt wird

dynamische Methodenbindung

Self und JavaScript haben keine Klassen; Vererbung zwischen Objekten

Fast alle oo Sprachen haben auch Eigenschaften imperativer Sprachen

implementiert:
Übersetzer: Simula, C++, Eiffel, Ada
Übersetzer + VM: Smalltalk, Java, C#
Interpretierer: Self, Python, JavaScript

Klassifikation: logische Programmiersprachen

1950

logische Sprache

1960

1970 **Prolog**

1980

1990

2000

charakteristische Eigenschaften:

Prädikatenlogik als Grundlage

Deklarative Programme ohne Ablaufstrukturen, bestehen aus Regeln, Fakten und Anfragen

Variable ohne Zuweisungen, erhalten Werte durch Termersetzung und Unifikation

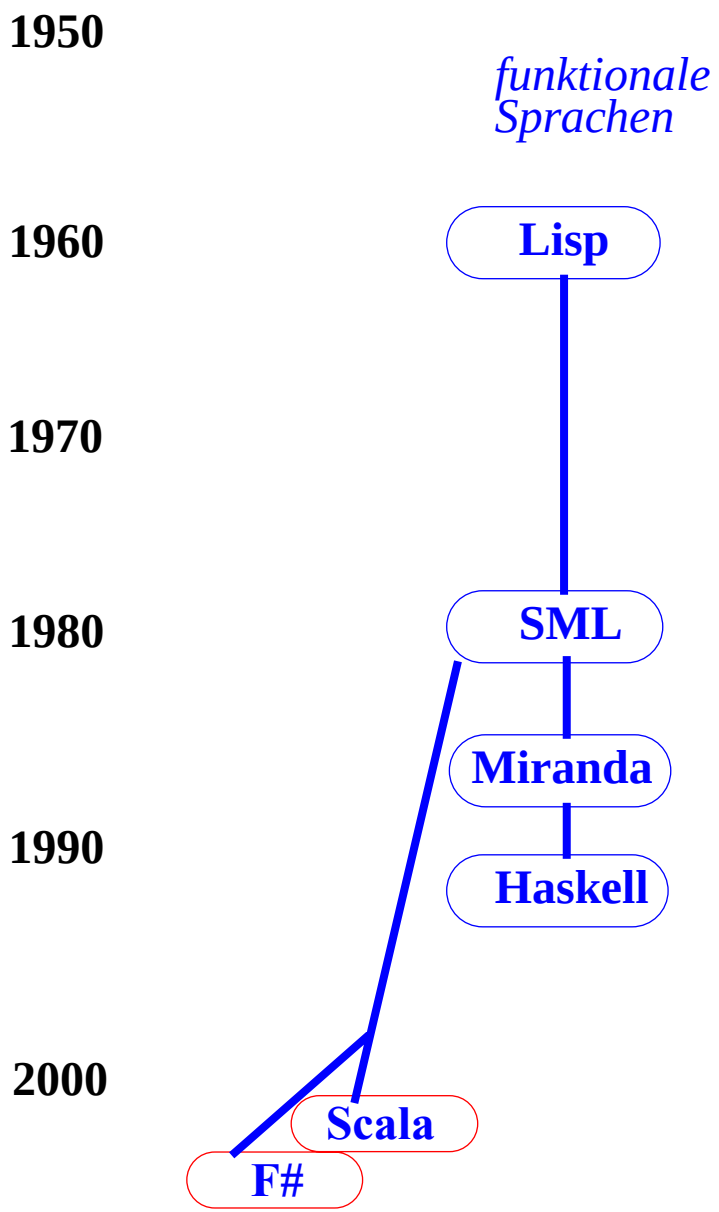
keine Zustandsänderungen
keine Seiteneffekte

keine Typen

implementiert durch Interpretierer

nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5]
[Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

Klassifikation: funktionale Programmiersprachen



nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5]
[Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

charakteristische Eigenschaften:

rekursive Funktionen,
Funktionen höherer Ordnung
d.h. Funktionen als Parameter oder als Ergebnis

Deklarative Programme ohne Ablaufstrukturen;
Funktionen und bedingte Ausdrücke

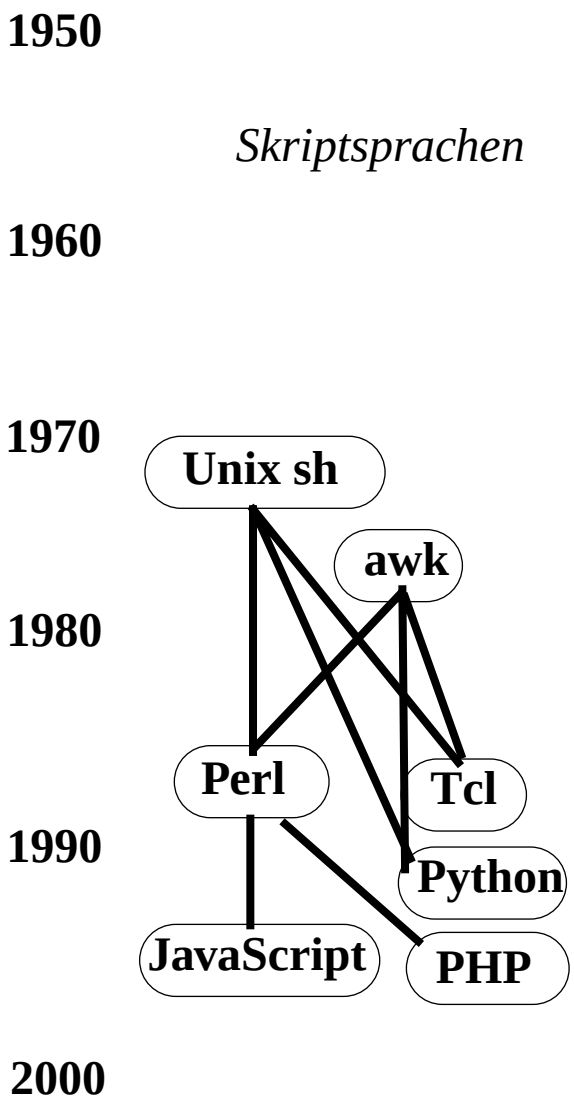
Variable ohne Zuweisungen,
erhalten Werte durch Deklaration oder
Parameterübergabe

keine Zustandsänderung,
keine Seiten-Effekte

Typen:
Lisp: keine
SML, Haskell: parametrische Polymorphie

implementiert durch
Lisp: Interpretierer
sonst: Übersetzer und/oder Interpretierer

Klassifikation: Skriptsprachen



nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5]
[Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

charakteristische Eigenschaften:

Ziel: einfache Entwicklung einfacher Anwendungen (im Gegensatz zu allgemeiner Software-Entwicklung),
insbes. Textverarbeitung und Web-Anwendungen

Ablaufstrukturen, Variable und Zuweisungen wie in imperativen Sprachen

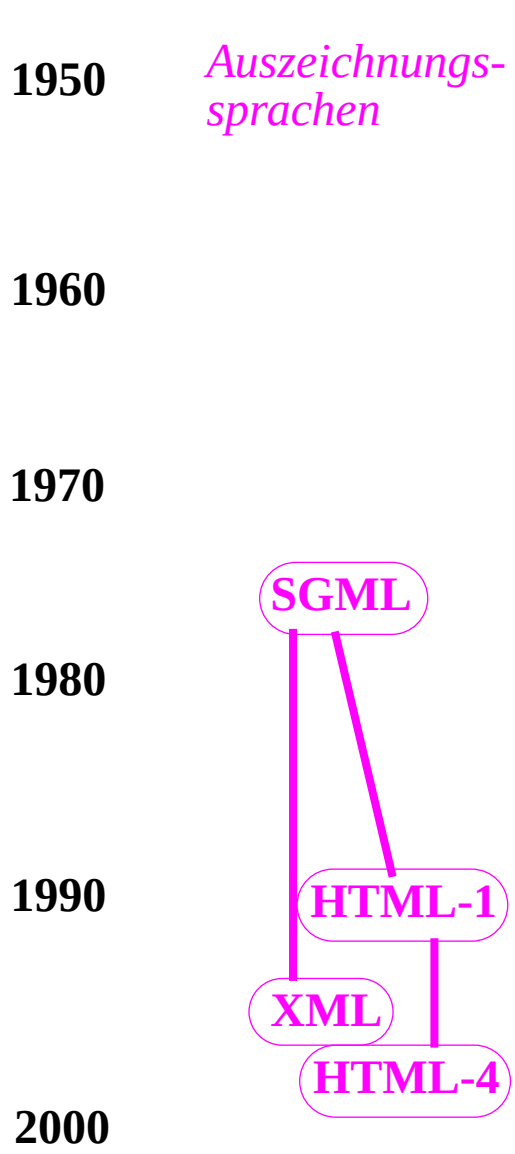
Python, JavaScript und spätes PHP auch oo

Typen:
dynamisch typisiert, d.h. Typen werden bei Programmausführung bestimmt und geprüft

implementiert durch Interpretierer
ggf integriert in Browser und/oder Web-Server

ggf Programme eingebettet in HTML-Texte

Klassifikation: Auszeichnungssprachen



charakteristische Eigenschaften:

Annotierung von Texten zur Kennzeichnung der Struktur, Formatierung, Verknüpfung

Ziele: Repräsentation strukturierter Daten (XML), Darstellung von Texten, Hyper-Texten, Web-Seiten (HTML)

Sprachkonstrukte:
Baum-strukturierte Texte, Klammerung durch *Tags,* Attribute zu Textelementen

keine Ablaufstrukturen, Variable, Datentypen zur Programmierung

Ggf. werden Programmstücke in Skriptsprachen als spezielle Textelemente eingebettet und beim Verarbeiten des annotierten Textes ausgeführt.

nach [D. A. Watt: Programmiersprachen, Hanser, 1996; Seite 5]
[Computer Language History http://www.levenez.com/lang]

Eine Funktion in verschiedenen Sprachen

Sprache A:

```
function Length (list: IntList): integer;
   var len: integer;
begin
   len := 0;
   while list <> nil do
   begin len := len + 1; list := list^.next end;
   Length := len
end;
```

Sprache B:

```
int Length (Node list)
{  int len = 0;
   while (list != null)
   { len += 1; list = list.link; }
   return len;
}
```

Sprache C:

```
fun Length list =
    if null list then 0
                 else 1 + Length (tl list);
```

Sprache D:

```
 length([], 0).
 length([Head | Tail], Len):-
        length(Tail, L), Len IS L + 1.
```

Hello World in vielen Sprachen

COBOL

```
000100 IDENTIFICATION DIVISION.
000200 PROGRAM-ID.     HELLOWORLD.
000300 DATE-WRITTEN.   02/05/96        21:04.
000400*       AUTHOR    BRIAN COLLINS
000500 ENVIRONMENT DIVISION.
000600 CONFIGURATION SECTION.
000700 SOURCE-COMPUTER. RM-COBOL.
000800 OBJECT-COMPUTER. RM-COBOL.
000900
001000 DATA DIVISION.
001100 FILE SECTION.
001200
100000 PROCEDURE DIVISION.
100100
100200 MAIN-LOGIC SECTION.
100300 BEGIN.
100400     DISPLAY " " LINE 1 POSITION 1 ERASE EOS.
100500     DISPLAY "HELLO, WORLD." LINE 15 POSITION 10.
100600     STOP RUN.
100700 MAIN-LOGIC-EXIT.
100800     EXIT.
```

FORTRAN IV

```
   PROGRAM HELLO
   DO 10, I=1,10
   PRINT *,'Hello World'
10 CONTINUE
   STOP
   END
```

Pascal

```
Program Hello (Input, Output);
Begin
  repeat
        writeln('Hello World!')
  until 1=2;
End.
```

C

```
main()
{ for(;;)
      { printf ("Hello World!\n");
      }
}
```

Java

```
class HelloWorld {
  public static void main (String args[]) {
    for (;;) {
       System.out.print("HelloWorld");
       }
    }
}
```

Perl

```
print "Hello, World!\n" while (1);
```

Hello World in vielen Sprachen

Prolog

```
hello :-
printstring("HELLO WORLD!!!!").
printstring([]).
printstring([H|T]) :- put(H), printstring(T).
```

Lisp

```
(DEFUN HELLO-WORLD ()
   (PRINT (LIST ,HELLO ,WORLD)))
```

SQL

```
CREATE TABLE HELLO (HELLO CHAR(12))
UPDATE HELLO
SET HELLO = 'HELLO WORLD!'
SELECT * FROM HELLO
```

HTML

```
<HTML>
<HEAD>
<TITLE>Hello, World Page!</TITLE>
</HEAD>
<BODY>
Hello, World!
</BODY>
</HTML>
```

Make

```
default:
        echo "Hello, World\!"
        make
```

Bourne Shell (Unix)

```
while (/bin/true)
do
    echo "Hello, World!"
done
```

LaTex

```
\documentclass{article}
\begin{document}
\begin{center}
\Huge{HELLO WORLD}
\end{center}
\end{document}
```

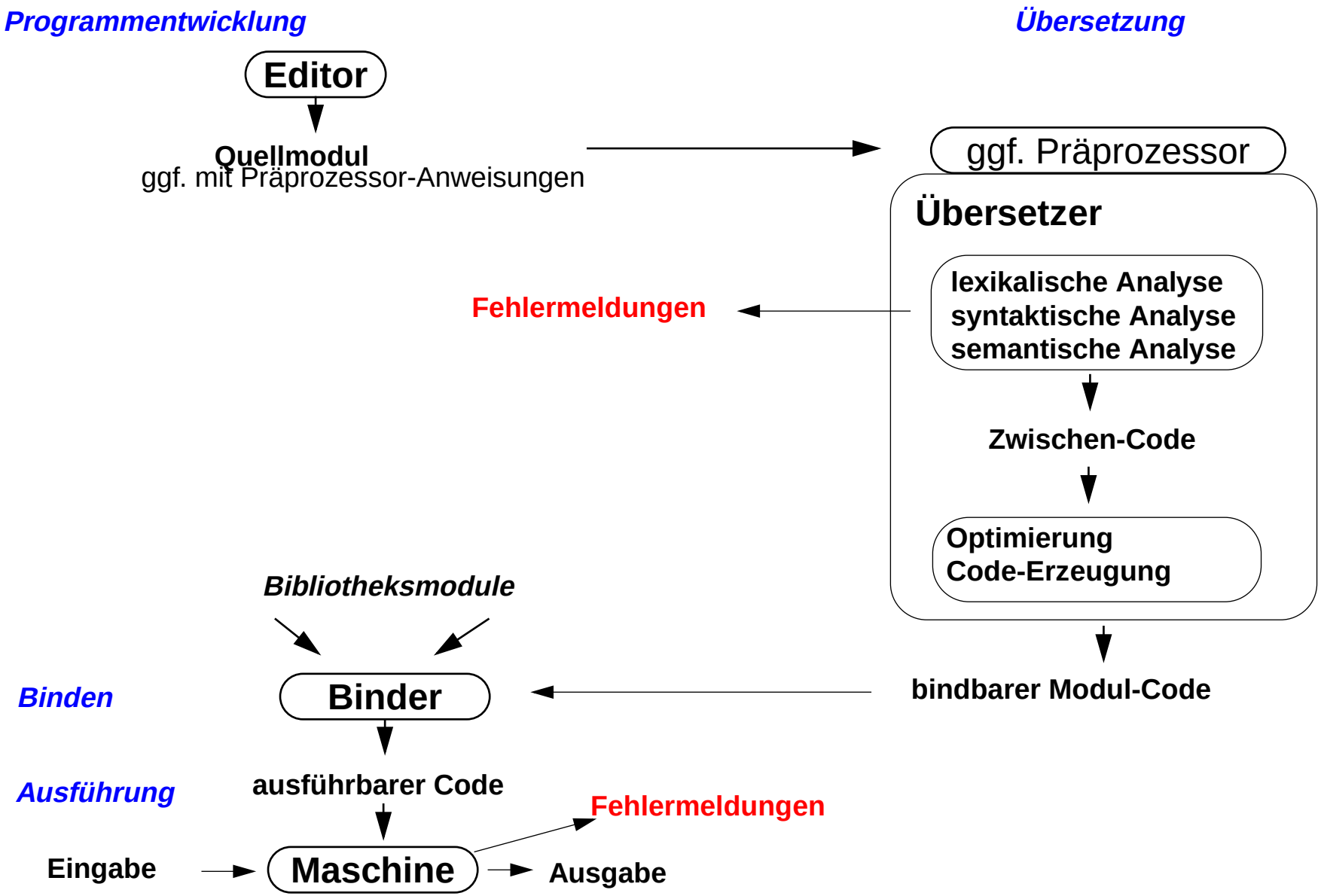
PostScript

```
/Font /Helvetica-Bold findfont def
/FontSize 12 def
Font FontSize scalefont setfont
{newpath 0 0 moveto (Hello, World!) show showpage} loop
```

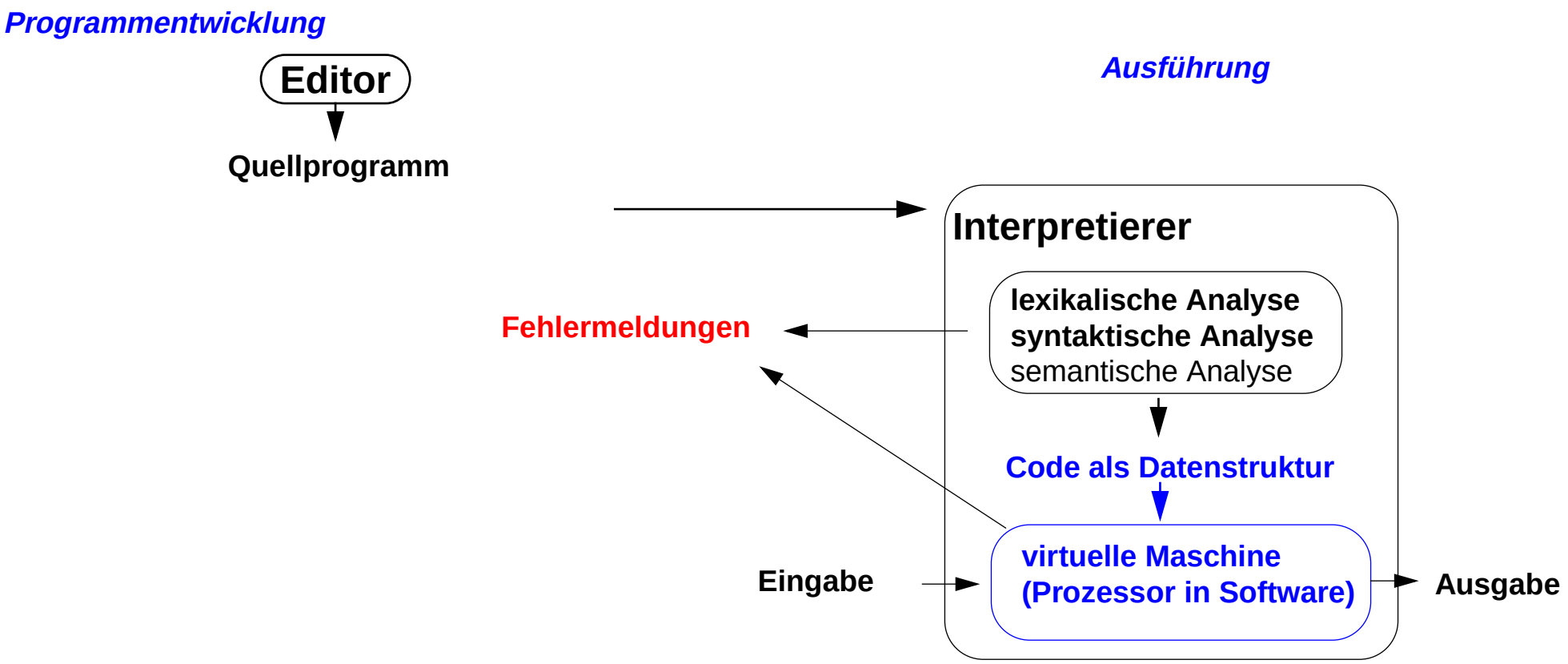
Sprachen für spezielle Anwendungen

• **technisch/wissenschaftlich:**		FORTRAN, Algol-60
• **kaufmännisch**		RPG, COBOL
• **Datenbanken:**		SQL
• **Vektor-, Matrixrechnungen:**		APL, Lotus-1-2-3
• **Textsatz:**		TeX, LaTeX, PostScript
• **Textverarbeitung, Pattern Matching:**		SNOBOL, ICON, awk, Perl
• **Skriptsprachen:**		DOS-, UNIX-Shell, TCL, Perl, PHP
• **Auszeichnung (Markup):**		HTML, XML
• **Spezifikationssprachen:**	SETL, Z	Allgemeine Spezifikationen von Systemen
	VHDL	Spezifikationen von Hardware
	UML	Spezifikationen von Software
	EBNF	Spezifikation von KFGn, Parsern

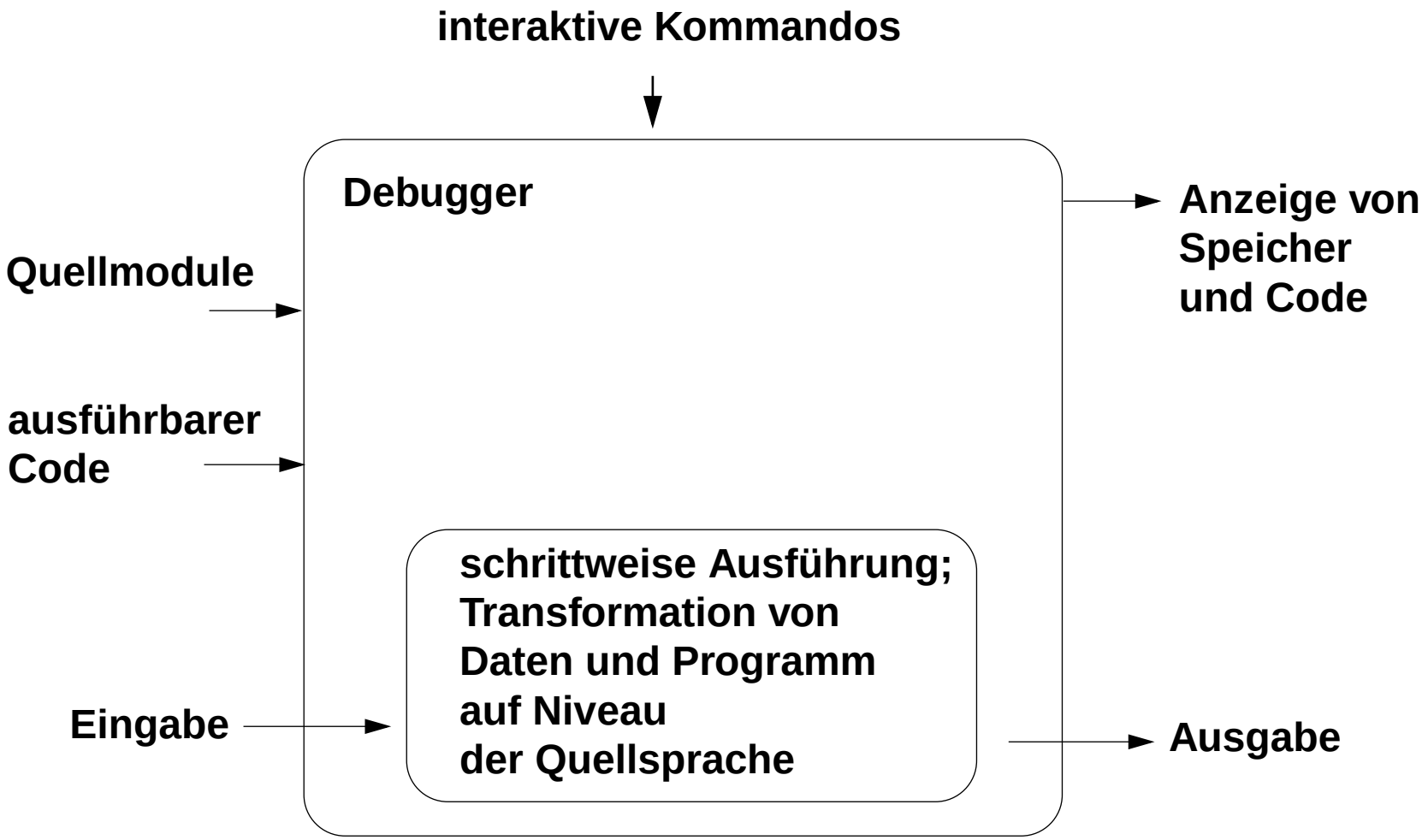
1.2 Implementierung von Programmiersprachen
Übersetzung



Interpretation



Testhilfe: Debugger



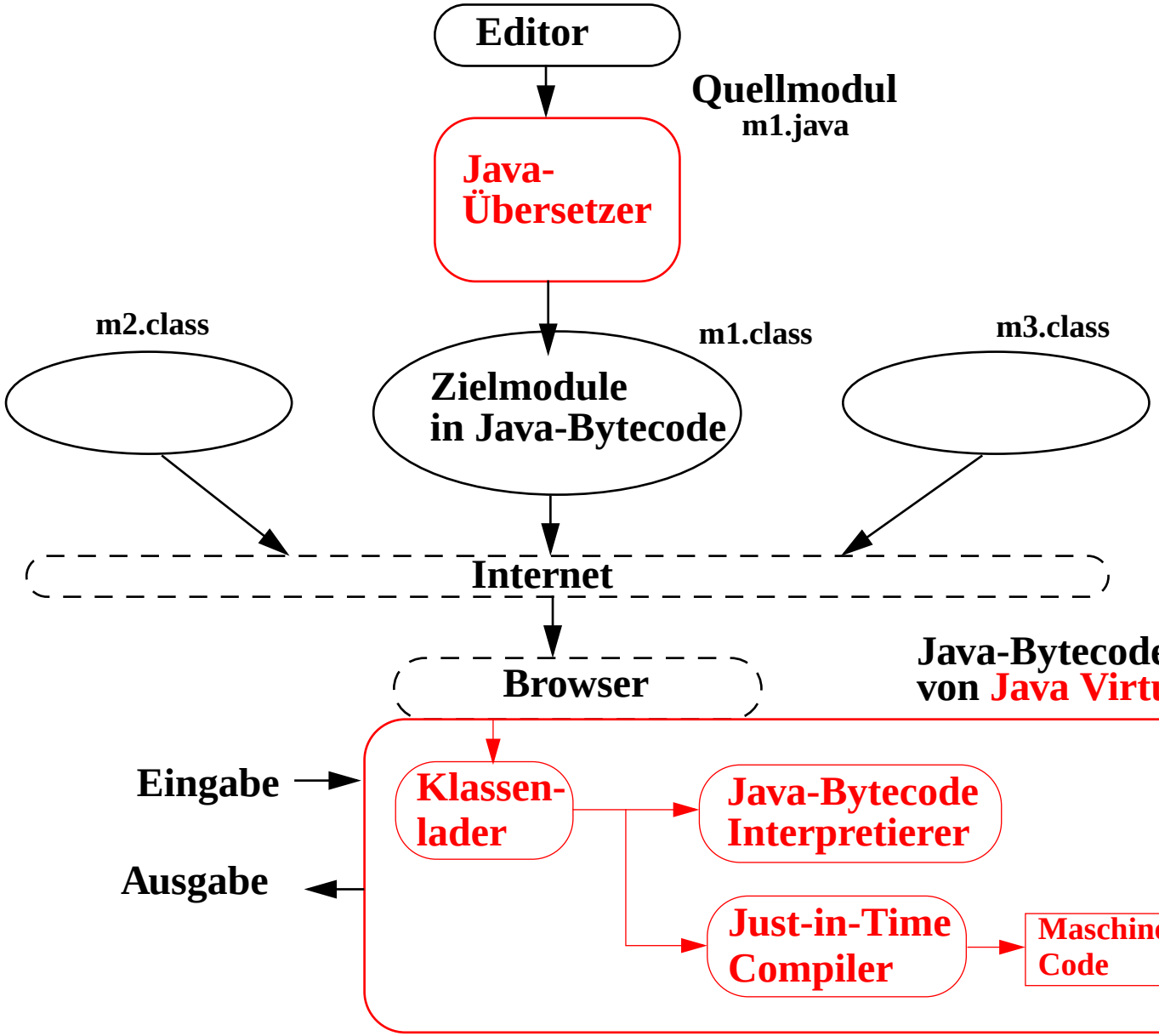
Präprozessor CPP

Präprozessor:

- bearbeitet Programmtexte, bevor sie vom Übersetzer verarbeitet werden
- Kommandos zur Text-Substitution - ohne Rücksicht auf Programmstrukturen
- sprachunabhängig
- cpp gehört zu Implementierungen von C und C++, kann auch unabhängig benutzt werden

```
#include <stdio.h>                                  Datei an dieser Stelle einfügen
#include "induce.h"

#define MAXATTRS  256                                       benannte Konstante

#define ODD(x)    ((x)%2 == 1)                  parametrisiertes Text-Makro
#define EVEN(x)   ((x)%2 == 0)

static void early (int sid)
   {  int attrs[MAXATTRS];                          Konstante wird substituiert
      ...
      if (ODD (currpartno)) currpartno--;          Makro wird substituiert
#ifndef GORTO                                        bedingter Textblock
      printf ("early for %d currpartno: %d\n",
              sid, currpartno);
#endif
```

Ausführung von Java-Programmen



Java Modulbibliotheken auf Rechnern am Internet

Java-Bytecode ist maschinenunabhängig von Java Virtual Machine (JVM) ausgeführt

interpretiert Bytecode

übersetzt Bytecode-Methoden bevor sie (wieder) aufgerufen werden

1.3 Dokumente zu Programmiersprachen

Reference Manual:

verbindliche Sprachdefinition, beschreibt alle Konstrukte und Eigenschaften vollständig und präzise

Standard Dokument:

Reference Manual, erstellt von einer anerkannten Institution, z.B. ANSI, ISO, DIN, BSI

formale Definition:

für Implementierer und Sprachforscher,
verwendet formale Kalküle, z.B. KFG, AG, vWG, VDL, denotationale Semantik

Benutzerhandbuch (Rationale):

Erläuterung typischer Anwendungen der Sprachkonstrukte

Lehrbuch:

didaktische Einführung in den Gebrauch der Sprache

Implementierungsbeschreibung:

Besonderheiten der Implementierung, Abweichungen vom Standard, Grenzen, Sprachwerkzeuge

Beispiel für ein Standard-Dokument

6.1 Labeled statement [stmt.label]

A statement can be labeled.

```
labeled-statement:
        identifier : statement
        case constant-expression : statement
        default : statement
```

An identifier label declares the identifier. The only use of an identifier label is as the target of a goto. The scope of a label is the function in which it appears. Labels shall not be redeclared within a function. A label can be used in a goto statement before its definition. Labels have their own name space and do not interfere with other identifiers.

[**Aus einem C++-Normentwurf, 1996**]

Begriffe zu Gültigkeitsregeln, statische Semantik (siehe Kapitel 3).

Beispiel für eine formale Sprachdefinition

```
Prologprogramm  ::= ( Klausel | Direktive )+ .

Klausel         ::= Fakt | Regel .

Fakt            ::= Atom | Struktur .

Regel           ::= Kopf ":-" Rumpf "." .

Direktive       ::= ":-" Rumpf
                |   "?-" Rumpf
                |   "-" CompilerAnweisung
                |   "?-" CompilerAnweisung .
```

[Spezifikation einer Syntax für Prolog]

Beispiel für ein Benutzerhandbuch

R.5. Ausdrücke

Die Auswertungsreihenfolge von Unterausdrücken wird von den Präzedenz-Regeln und der Gruppierung bestimmt. Die üblichen mathematischen Regeln bezüglich der Assoziativität und Kommutativität können nur vorausgesetzt werden, wenn die Operatoren tatsächlich assoziativ und kommutativ sind. Wenn nicht anders angegeben, ist die Reihenfolge der Auswertung der Operanden undefiniert. Insbesondere ist das Ergebnis eines Ausdruckes undefiniert, wenn eine Variable in einem Ausdruck mehrfach verändert wird und für die beteiligten Operatoren keine Auswertungsreihenfolge garantiert wird.

Beispiel:

```
i = v[i++];          // der Wert von i ist undefiniert

i = 7, i++, i++;     // i hat nach der Anweisung den Wert 9
```

[Aus dem C++-Referenz-Handbuch, Stroustrup, 1992]

Eigenschaften der dynamischen Semantik

Beispiel für ein Lehrbuch

Chapter 1, The Message Box

This is a very simple script. It opens up an alert message box which displays whatever is typed in the form box above. Type something in the box. Then click „Show Me“

HOW IT‘S DONE

Here‘s the entire page, minus my comments. Take a few minutes to learn as much as you can from this, then I‘ll break it down into smaller pieces.

```
<HTML>  <HEAD>
<SCRIPT LANGUAGE=“JavaScript“>
      function MsgBox (textstring) {alert (textstring)}
</SCRIPT>
</HEAD>  <BODY>
<FORM>  <INPUT NAME=“text1“ TYPE=Text>
        <INPUT NAME=“submit“ TYPE=Button VALUE=“Show Me“
               onClick=“MsgBox(form.text1.value)“>
</FORM>
</BODY> </HTML>
```

[Aus einem JavaScript-Tutorial]

1.4 Vier Ebenen der Spracheigenschaften

Die Eigenschaften von Programmiersprachen werden in 4 Ebenen eingeteilt:

Von a über b nach c werden immer größere Zusammenhänge im Programm betrachtet. In d kommt die Ausführung des Programmes hinzu.

Ebene	definierte Eigenschaften
a. Grundsymbole	**Notation**
b. Syntax (konkret und abstrakt)	**Struktur**
c. Statische Semantik	**statische Zusammenhänge**
d. Dynamische Semantik	**Wirkung, Bedeutung**

Beispiel für die Ebene der Grundsymbole

Ebene	definierte Eigenschaften
a. Grundsymbole	Notation

typische **Klassen von Grundsymbolen**:

Bezeichner,
Literale (Zahlen, Zeichenreihen),
Wortsymbole,
Spezialsymbole

formal definiert z. B. durch **reguläre Ausdrücke**

Folge von Grundsymbolen:

```
int dupl ( int a ) { return 2 * a ; }
```

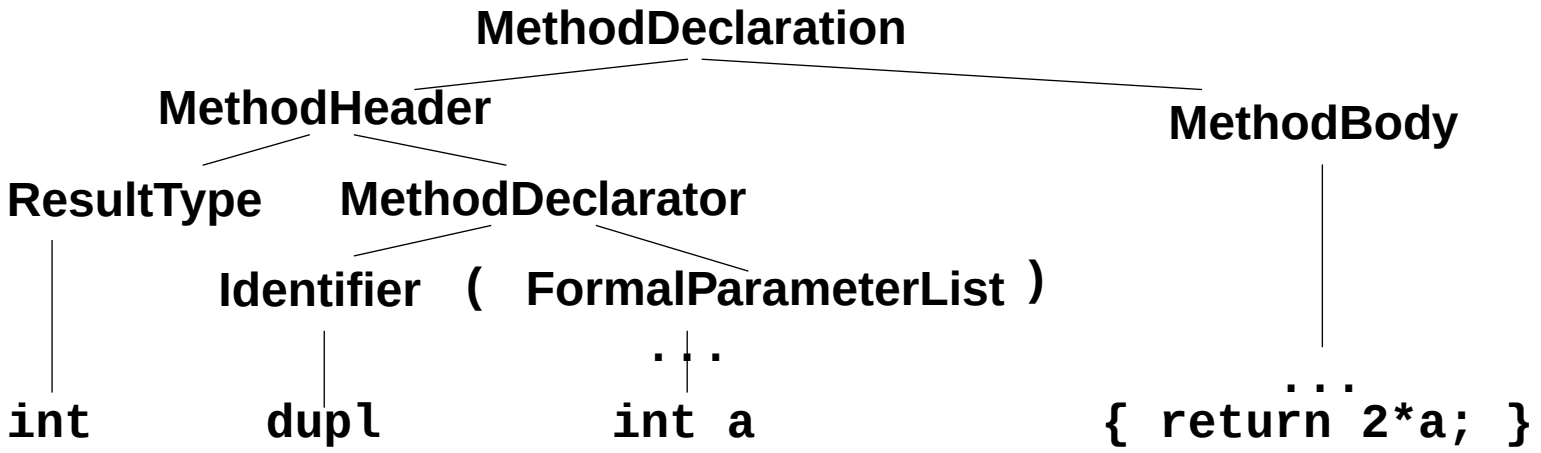
Beispiel für die Ebene der Syntax

Ebene	definierte Eigenschaften
b. Syntax (konkrete und abstrakte Syntax)	**syntaktische Struktur**

Struktur von Sprachkonstrukten

formal definiert durch **kontext-freie Grammatiken**

Ausschnitt aus einem Ableitungs- bzw. Strukturbaum:



Beispiel für die Ebene der statischen Semantik

Ebene — **definierte Eigenschaften**

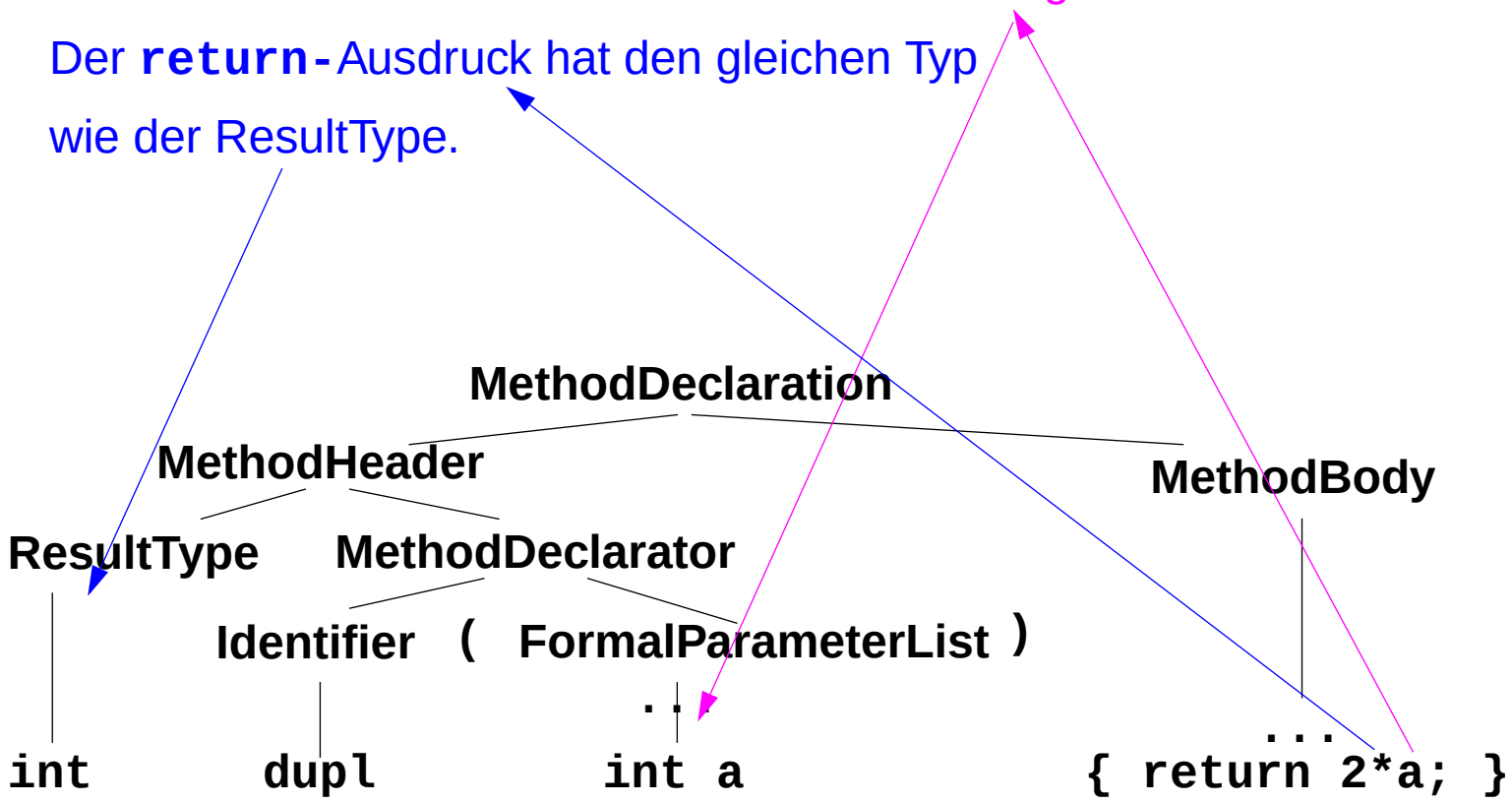
c. statische Semantik — **statische Zusammenhänge, z. B.**

meist verbal definiert;
formal definiert z. B. durch **attributierte Grammatiken**

a ist an die Definition des formalen Parameters gebunden. — **Bindung von Namen**

Der **`return-`**Ausdruck hat den gleichen Typ — **Typregeln**

wie der ResultType.



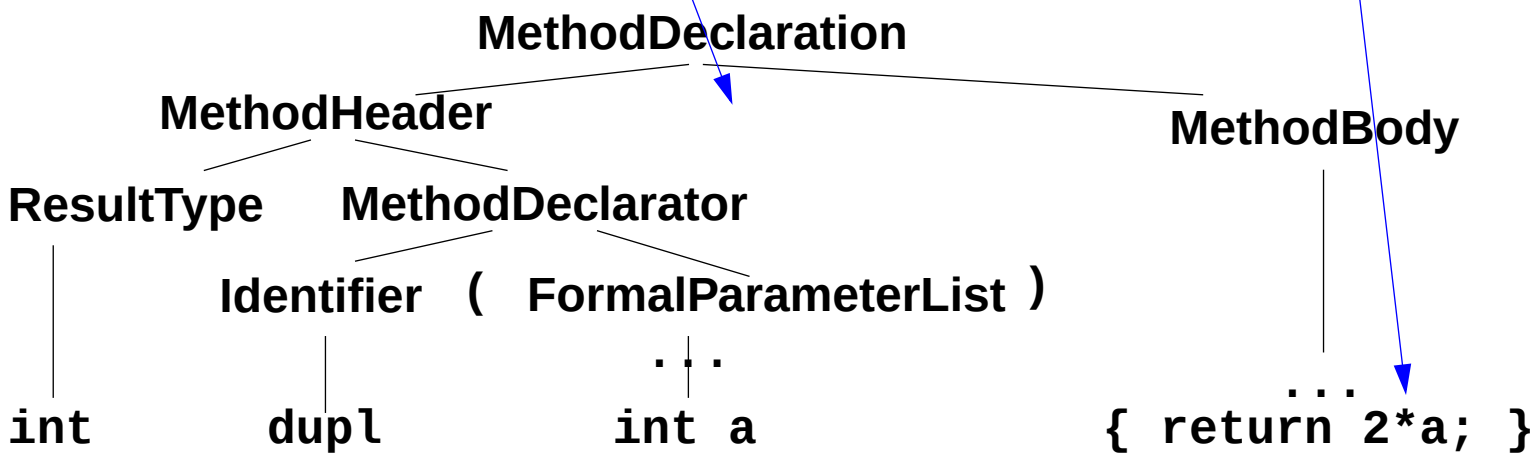
Beispiel für die Ebene der dynamischen Semantik

Ebene	definierte Eigenschaften
d. dynamische Semantik	**Bedeutung, Wirkung der Ausführung**

von Sprachkonstrukten, Ausführungsbedingungen

meist verbal definiert;
formal definiert z. B. durch **denotationale Semantik**

Ein Aufruf der Methode **`dupl`** liefert das Ergebnis
der Auswertung des **`return-`**Ausdruckes



Statische und dynamische Eigenschaften

Statische Eigenschaften: aus dem Programm bestimmbar, ohne es auszuführen

statische Spracheigenschaften:
Ebenen a, b, c: Notation, Syntax, statische Semantik

statische Eigenschaften eines Programmes:
Anwendung der Definitionen zu a, b, c auf das Programm

Ein Programm ist **übersetzbar**, falls es die Regeln zu (a, b, c) erfüllt.

Dynamische Eigenschaften: beziehen sich auf die Ausführung eines Programms

dynamische Spracheigenschaften:
Ebene d: dynamische Semantik

dynamische Eigenschaften eines Programmes:
Wirkung der Ausführung des Programmes mit bestimmter Eingabe

Ein Programm ist **ausführbar**, falls es die Regeln zu (a, b, c) und **(d)** erfüllt.

Beispiel: Dynamische Methodenbindung in Java

Für den Aufruf einer Methode kann im Allgemeinen erst **beim Ausführen** des Programms bestimmt werden, **welche Methode** aufgerufen wird.

```
class A {
   void draw (int i){...};
   void draw () {...}
}

class B extends A {
   void draw () {...}
}

class X {
   void m () {
      A a;
      if (...)
            a = new A ();
      else  a = new B ();

      a.draw ();
   }
}
```

statisch wird am Programmtext bestimmt:

- der Methodenname: **`draw`**
- die Typen der aktuellen Parameter: keine
- der statische Typ von **`a`**: **`A`**
- ist eine Methode **`draw`** ohne Parameter in A oder einer Oberklasse definiert? ja
- **`draw()`** in **`B`** überschreibt **`draw()`** in **`A`**

dynamisch wird bei der Ausführung bestimmt:

- der Wert von **`a`**:
  z. B. Referenz auf ein **`B`**-Objekt
- der Typ des Wertes von a: **`B`**
- die aufzurufende Methode: **`draw`** aus **`B`**

Fehler im Java-Programm

Fehler klassifizieren: lexikalisch, syntaktisch, statisch oder dynamisch semantisch:

```
1     class Error
2     {  private static final int x = 1..;
3        public static void main (String [] arg)
4        {  int[] a = new int[10];
5           int i
6           boolean b;
7           x = 1; y = 0; i = 10;
8           a[10] = 1;
9           b = false;
10          if (b) a[i] = 5;
11       }
12    }
```

Fehlermeldungen eines Java-Übersetzers

```
Error.java:2: <identifier> expected
          {  private static final int x = 1..;
                                          ^

Error.java:5: ';' expected
              int i
                   ^

Error.java:2: double cannot be dereferenced
          {  private static final int x = 1..;
                                           ^

Error.java:7: cannot assign a value to final variable x
              x = 1; y = 0; i = 10;
              ^

Error.java:7: cannot resolve symbol
symbol  : variable y
location: class Error
              x = 1; y = 0; i = 10;
                     ^

Error.java:9: cannot resolve symbol
symbol  : variable b
location: class Error
              b = false;
              ^

Error.java:10: cannot resolve symbol
symbol  : variable b
location: class Error
              if (b) a[i] = 5;
              ^

7 errors
```

Zusammenfassung zu Kapitel 1

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 1 sollen Sie nun Folgendes können:

- Wichtige Programmiersprachen zeitlich einordnen
- Programmiersprachen klassifizieren
- Sprachdokumente zweckentsprechend anwenden
- Sprachbezogene Werkzeuge kennen
- Spracheigenschaften und Programmeigenschaften in die 4 Ebenen einordnen

2. Syntax

Themen dieses Kapitels:

- 2.1 Grundsymbole
- 2.2 Kontext-freie Grammatiken
- Schema für Ausdrucksgrammatiken
- Erweiterte Notationen für kontext-freie Grammatiken
- Entwurf einfacher Grammatiken
- abstrakte Syntax
- 2.3 XML

2.1 Grundsymbole

Grundsymbole:

Programme bestehen aus einer **Folge von Grundsymbolen**. (Ebene (a) auf GPS-1-16)
Jedes Grundsymbol ist eine **Folge von Zeichen**.
Ihre Schreibweise wird z.B. durch **reguläre Ausdrücke** festgelegt.
Grundsymbole sind die **Terminalsymbole der konkreten Syntax**. (Ebene (b) GPS-1-16)

Folgende 4 **Symbolklassen** sind typisch für Grundsymbole von Programmiersprachen:
Bezeichner, Wortsymbole, Literale, Spezialsymbole

1. **Bezeichner (engl. identifier):**

   zur Angabe von Namen, z. B. **`maximum findValue res_val _MIN2`**

   Definition einer Schreibweise durch reg. Ausdruck: *Buchstabe (Buchstabe | Ziffer)**

2. **Wortsymbole (engl. keywords):**

   kennzeichnen Sprachkonstrukte

   Schreibweise fest vorgegeben; meist wie Bezeichner, z. B.**`class static if for`**
   Dann müssen Bezeichner verschieden von Wortsymbolen sein.

   Nicht in PL/1; dort unterscheidet der Kontext zwischen Bezeichener und Wortsymbol:

   `IF THEN THEN THEN = ELSE ELSE ELSE = THEN;`

   Es gibt auch gekennzeichnete Wortsymbole, z.B. **`$begin`**

Literale und Spezialsymbole

2. Literale (engl. literals):

Notation von Werten, z. B.

ganze Zahlen: `7  077  0xFF`
Gleitpunktzahlen: `3.7e-5  0.3`
Zeichen: `'x'  '\n'`
Zeichenreihen: `"Hallo"`

Unterscheide Literal und sein Wert: `"Sage \"Hallo\""` und `Sage "Hallo"`
verschiedene Literale - gleicher Wert: `63  077  0x3F`

Schreibweisen werden durch reguläre Ausdrücke festgelegt

4. Spezialsymbole (engl. separator, operator):

Operatoren, Trenner von Sprachkonstrukten, z. B. `; , = * <=`

Schreibweise festgelegt, meist Folge von Sonderzeichen

Bezeichner und Literale tragen außer der Klassenzugehörigkeit weitere Information:
Identität des Bezeichners und **Wert des Literals**.

Wortsymbole und Spezialsymbole stehen nur für sich selbst, tragen keine weitere Information.

Trennung von Grundsymbolen

In den meisten Sprachen haben
die Zeichen **Zwischenraum, Zeilenwechsel, Tabulator** und **Kommentare**
keine Bedeutung außer zur Trennung von Grundsymbolen; auch **white space** genannt.
z. B. `int pegel;` statt `intpegel;`

Ausnahme **Fortran**:
Zwischenräume haben auch innerhalb von Grundsymbolen keine Bedeutung
z. B. Zuweisung `DO 5 I = 1.5` gleichbedeutend wie `DO5I=1.5` aber
Schleifenkopf `DO 5 I = 1,5`

In **Fortran, Python, Occam** können Anweisungen
durch Zeilenwechsel getrennt werden.
In **Occam** und **Python** werden Anweisungen durch
gleiche Einrücktiefe zusammengefasst

```
if (x < y)
   a = x
   b = y
print (x)
```

Häufigste Schreibweisen von **Kommentaren**:
geklammert , z. B.

```
int pegel; /* geklammerter Kommentar */
```

oder **Zeilenkommentar** bis zum Zeilenende, z. B.

```
int pegel; // Zeilenkommentar
```

Geschachtelte Kommentare z.B. in **Modula-2**:

```
/* aeusserer /* innerer */ Kommentar */
```

2.2 Kontext-freie Grammatiken; Definition

Kontext-freie Grammatik (KFG, engl. CFG):
formaler Kalkül zur **Definition von Sprachen** und **von Bäumen**

Die **konkrete Syntax** einer Programmiersprache oder anderen formalen Sprache wird durch eine KFG definiert. (Ebene b, GPS 1-16)

Die **Strukturbäume** zur Repräsentation von Programmen in Übersetzern werden als **abstrakte Syntax** durch eine KFG definiert.

Eine **kontext-freie Grammatik G = (T, N, P, S)** besteht aus:

T	Menge der **Terminalsymbole**	Daraus bestehen Sätze der Sprache; Grundsymbole
N	Menge der **Nichtterminalsymbole**	Daraus werden Sprachkonstrukte abgeleitet.
$S \in N$	**Startsymbol** (auch **Zielsymbol**)	Daraus werden Sätze abgeleitet.
$P \subseteq N \times V^*$	Menge der **Produktionen**	Regeln der Grammatik.

außerdem wird $V = T \cup N$ als **Vokabular** definiert; T und N sind disjunkt

Produktionen haben also die Form **A ::= x**, mit $A \in N$ und $x \in V^*$
d.h. x ist eine evtl. leere Folge von Symbolen des Vokabulars.

KFG Beispiel: Grammatik für arithmetische Ausdrücke

G_{aA} = (T, N, P, S) besteht aus:

T	**Terminalsymbole**	{'(', ')', '+', '-', '*', '/', Ident}
N	**Nichtterminalsymbole**	{Expr, Fact, Opd, AddOpr, MulOpr}
$S \in N$	**Startsymbol**	**Expr**
$P \subseteq N \times V^*$	**Produktionen**	

P Menge der Produktionen:

Häufig gibt man Produktionen Namen:

```
p1:  Expr   ::= Expr AddOpr Fact
p2:  Expr   ::= Fact
p3:  Fact   ::= Fact MulOpr Opd
p4:  Fact   ::= Opd
p5:  Opd    ::= '(' Expr ')'
p6:  Opd    ::= Ident
p7:  AddOpr ::= '+'
p8:  AddOpr ::= '-'
p9:  MulOpr ::= '*'
p10: MulOpr ::= '/'
```

Unbenannte Terminalsymbole kennzeichnen wir in Produktionen, z.B. '+'

Es werden meist nur die Produktionen (und das Startsymbol) einer kontext-freien Grammatik angegeben, wenn sich die übrigen Eigenschaften daraus ergeben.

Ableitungen

Produktionen sind **Ersetzungsregeln**:
Ein Nichtterminal A in einer Symbolfolge u A v kann durch die rechte Seite x einer Produktion A ::= x ersetzt werden.

Das ist ein **Ableitungsschritt** u **A** v ⇒ u **x** v
z. B. `Expr AddOpr` **`Fact`** ⇒ `Expr AddOpr` **`Fact MulOpr Opd`** mit Produktion p3

Beliebig viele Ableitungsschritte nacheinander angewandt heißen **Ableitung**: u ⇒* v

Eine kontext-freie Grammatik **definiert eine Sprache**, d. h. die Menge von Terminalsymbolfolgen, die aus dem Startsymbol S ableitbar sind:

$$L(G) = \{ w \mid w \in T^* \text{ und } S \Rightarrow^* w \}$$

Die Grammatik aus GPS-2-4a definiert z. B. Ausdrücke als Sprachmenge:

$$L(G) = \{ w \mid w \in T^* \text{ und } Expr \Rightarrow^* w \}$$

$$\{\texttt{Ident, Ident + Ident, Ident + Ident * Ident}\} \subset L(G)$$

oder mit verschiedenen Bezeichnern für die Vorkommen des Grundsymbols `Ident`:

$$\{\texttt{a, b + c, a + b * c}\} \subset L(G)$$

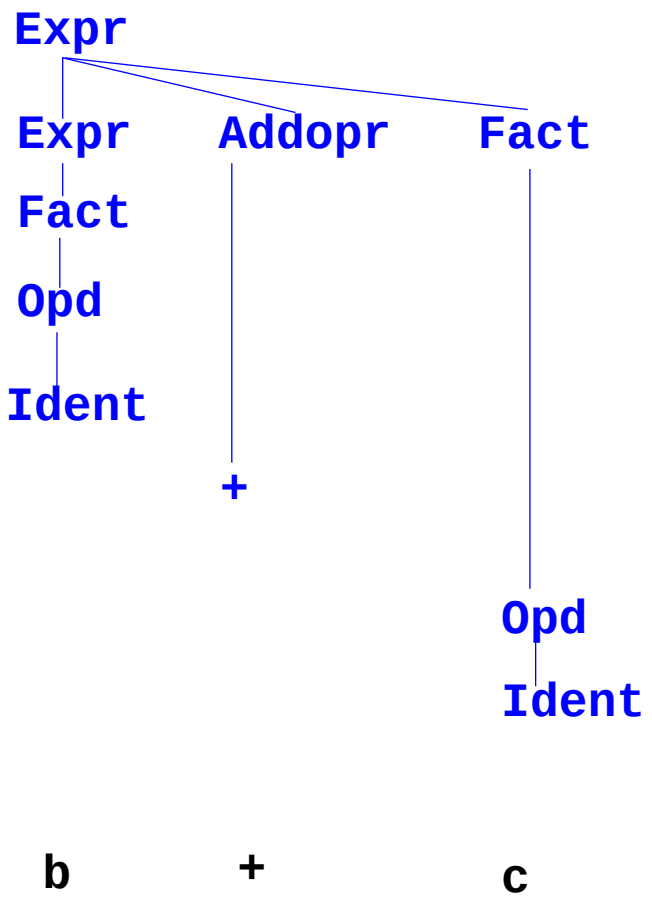
Beispiel für eine Ableitung

Satz der Ausdrucksgrammatik **b + c**

Ableitung:

```
                Expr
p1      => Expr     Addopr Fact
p2      => Fact     Addopr Fact
p4      => Opd      Addopr Fact
p6      => Ident    Addopr Fact
p7      => Ident    +      Fact
p4      => Ident    +      Opd
p6      => Ident    +      Ident

           b        +      c
```

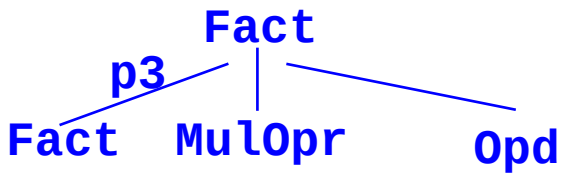
Ableitungsbaum:



Ableitungsbäume

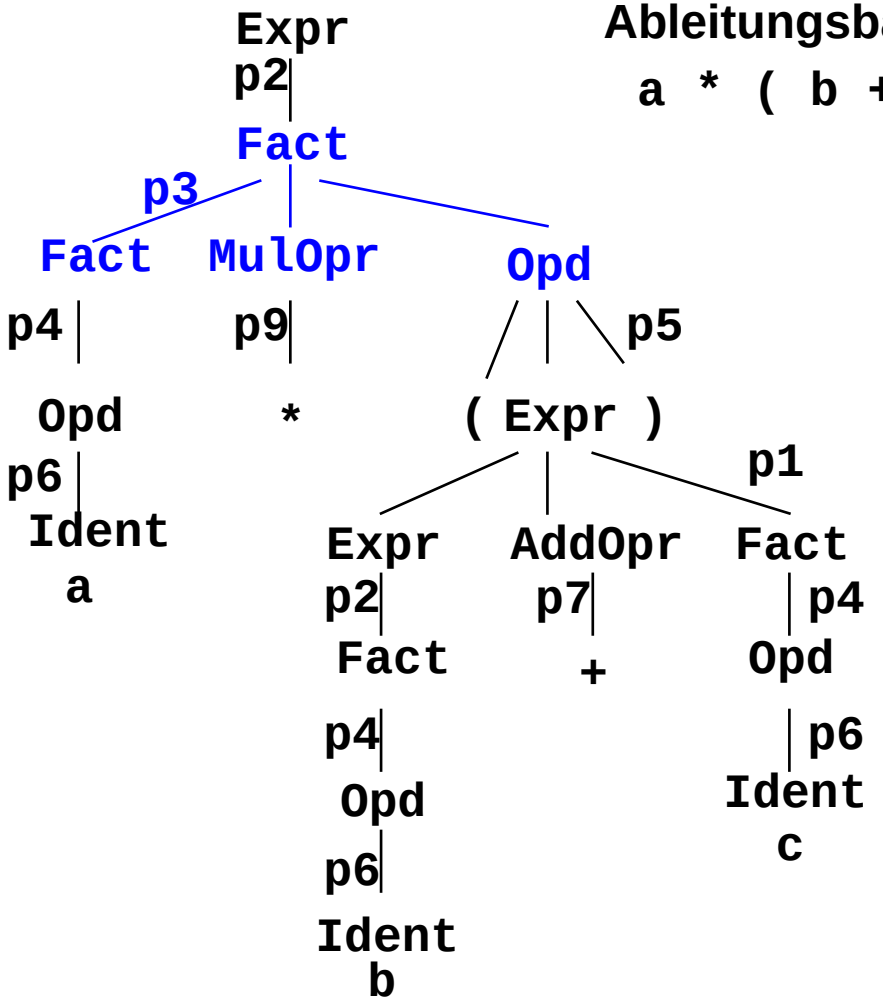
Jede Ableitung kann man als **Baum** darstellen. Er **definiert die Struktur des Satzes**.
Die **Knoten** repräsentieren **Vorkommen von Terminalen und Nichtterminalen**.
Ein **Ableitungsschritt** mit einer Produktion wird dargestellt durch Kanten zwischen dem Knoten für das Symbol der linken und denen für die Symbole der rechten Seite der Produktion:

Anwendung der Produktion p3:



Ableitungsbaum für

a * (b + c)



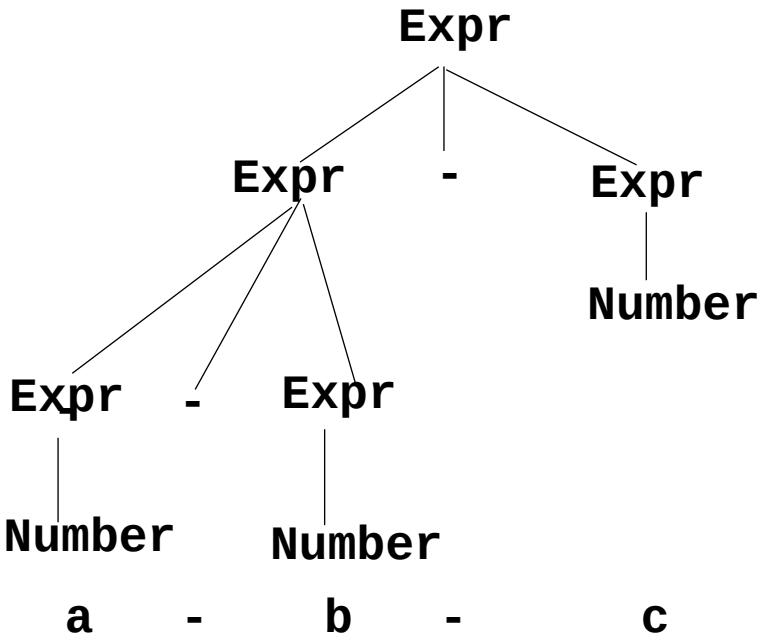
Mehrdeutige kontext-freie Grammatik

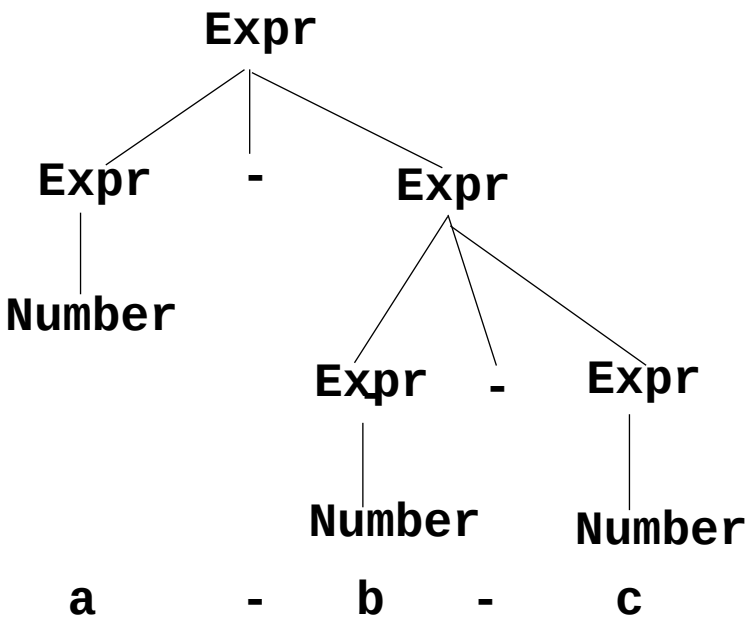
Eine kontext-freie Grammatik ist genau dann **mehrdeutig**, wenn
es einen **Satz aus ihrer Sprache gibt**,
zu dem es **zwei verschiedene Ableitungsbäume gibt.**

Beispiel für eine mehrdeutige KFG:

```
Expr ::= Expr '-' Expr

Expr ::= Number
```

ein Satz, der 2 verschiedene Ableitungsbäume hat:

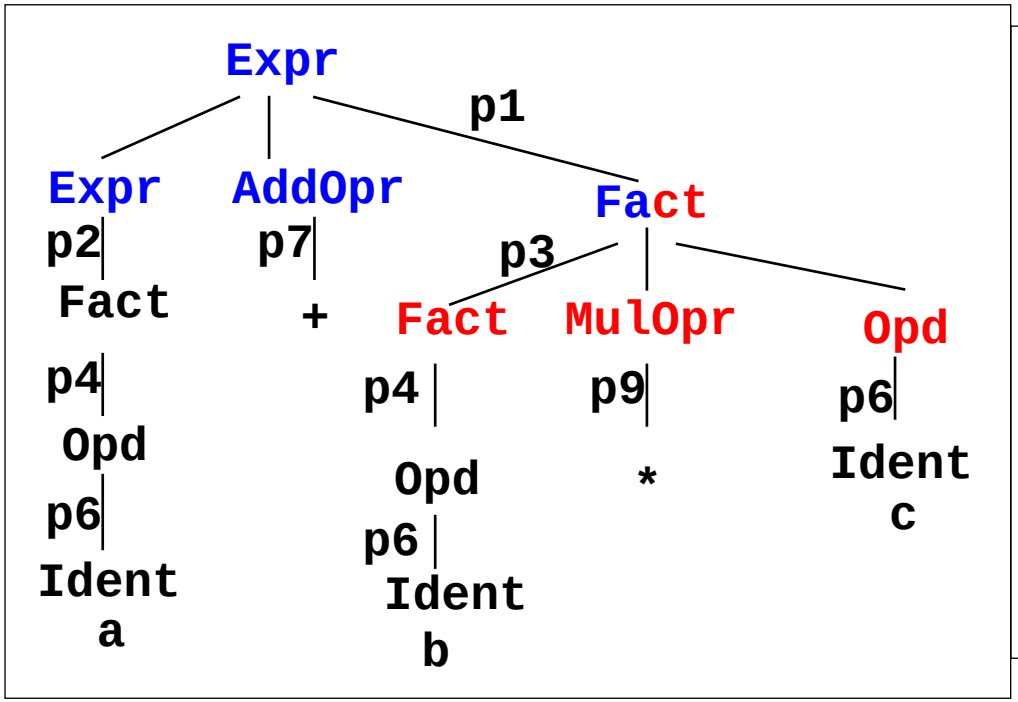




Ausdrucksgrammatik

Die Struktur eines Satzes wird durch seinen Ableitungsbaum bestimmt.
Ausdrucksgrammatiken legen dadurch die **Präzedenz** und **Assoziativität** von Operatoren fest.

Im Beispiel hat **`AddOpr` geringere Präzedenz als `MulOpr`**, weil er **höher in der Hierarchie der Kettenproduktionen** `Expr ::= Fact`, `Fact ::= Opd` steht.



Name	Produktion
p1:	`Expr ::= Expr AddOpr Fact`
p2:	`Expr ::= Fact`
p3:	`Fact ::= Fact MulOpr Opd`
p4:	`Fact ::= Opd`
p5:	`Opd ::= '(' Expr ')'`
p6:	`Opd ::= Ident`
p7:	`AddOpr ::= '+'`
p8:	`AddOpr ::= '-'`
p9:	`MulOpr ::= '*'`
p10:	`MulOpr ::= '/'`

Im Beispiel sind `AddOpr` und `MulOpr` **links-assoziativ**, weil ihre **Produktionen links-rekursiv** sind, d. h. **`a + b - c`** entspricht **`(a + b) - c`**.

Schemata für Ausdrucksgrammatiken

Ausdrucksgrammatiken konstruiert man **schematisch**, sodass **strukturelle Eigenschaften** der Ausdrücke definiert werden:

eine Präzedenzstufe, binärer Operator, linksassoziativ:

```
A ::= A Opr B
A ::= B
```

eine Präzedenzstufe, binärer Operator, **rechtsassoziativ**:

```
A ::= B Opr A
A ::= B
```

eine Präzedenzstufe, **unärer Operator**, präfix:

```
A ::= Opr A
A ::= B
```

eine Präzedenzstufe, unärer Operator, **postfix**:

```
A ::= A Opr
A ::= B
```

Elementare Operanden: nur aus dem Nichtterminal der höchsten Präzedenzstufe (sei hier H) abgeleitet:

```
H ::= Ident
```

Geklammerte Ausdrücke: nur aus dem Nichtterminal der höchsten Präzedenzstufe (sei hier H) abgeleitet; enthalten das Nichtterminal der niedrigsten Präzedenzstufe (sei hier A)

```
H ::= '(' A ')'
```

Notationen für kontext-freie Grammatiken

Eine kontext-freie Grammatik wurde 1959 erstmals zur Definition einer Programmiersprache (Algol 60) verwendet. Name für die Notation - noch heute: **Backus Naur Form (BNF)**.

Entweder werden **Symbolnamen gekennzeichnet**,
z. B. durch Klammerung **<Expr>** oder durch den Schrifttyp *Expr.*

oder unbenannte **Terminale**, die für sich stehen, werden **gekennzeichnet**, z. B. **'('**

Zusammenfassung von Produktionen mit gleicher linker Seite:

```
Opd  ::=  '(' Expr ')'
      |   Ident
```

oder im Java -Manual:

```
Opd:
   ( Expr )
   Ident
```

Erweiterte Notation EBNF

Backus Naur Form (BNF) erweitert um Konstrukte regulärer Ausdrücke zu **Extended BNF**

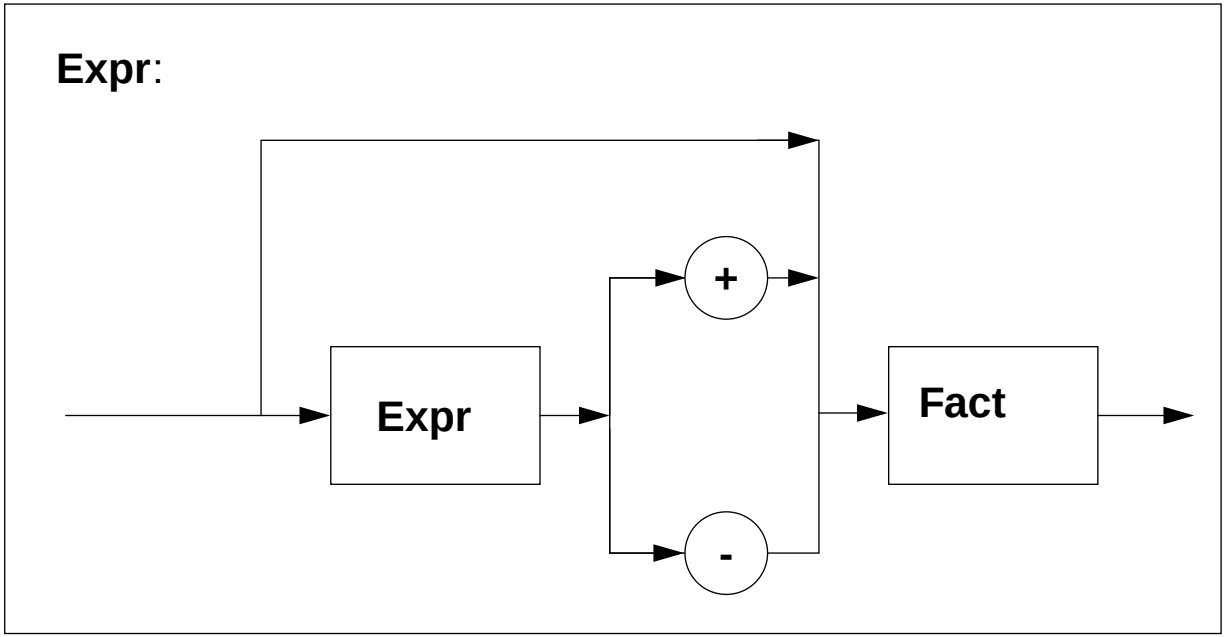
EBNF		gleichbedeutende BNF-Produktionen		
X ::= u **(v)** w	Klammerung	X ::= u Y w	Y ::= v	
X ::= u **[v]** w	optional	X ::= u Y w	Y ::= v	Y ::= ε
X ::= u **s*** w	optionale	X ::= u Y w	Y ::= s Y	Y ::= ε
X ::= u **{ s }** w	Wiederholung			
X ::= u **s ...** w	Wiederholung	X ::= u Y w	Y ::= s Y	Y ::= s
X ::= u **s+** w				
X ::= u (**v || s**) w	Wdh. mit Trenner	X ::= u Y w	Y ::= v s Y	Y ::= v
X ::= u (**v1 | v2**) w	Alternativen	X ::= u Y w	Y ::= v1	Y ::= v2

Dabei sind u, v, v1, v2, w ∈ V* s ∈ V X, Y ∈ N
Y ist ein Nichtterminal, das sonst nicht in der Grammatik vorkommt.

Beispiele:

Block ::= '{' **Statement*** '}'	Block ::= '{' **Y** '}'	Y ::= Statement Y	Y ::= ε
Decl ::= Type **(Ident || ',')** ';'	Decl ::= Type **Y** ';'	Y ::= Ident ',' Y	Y ::= Ident

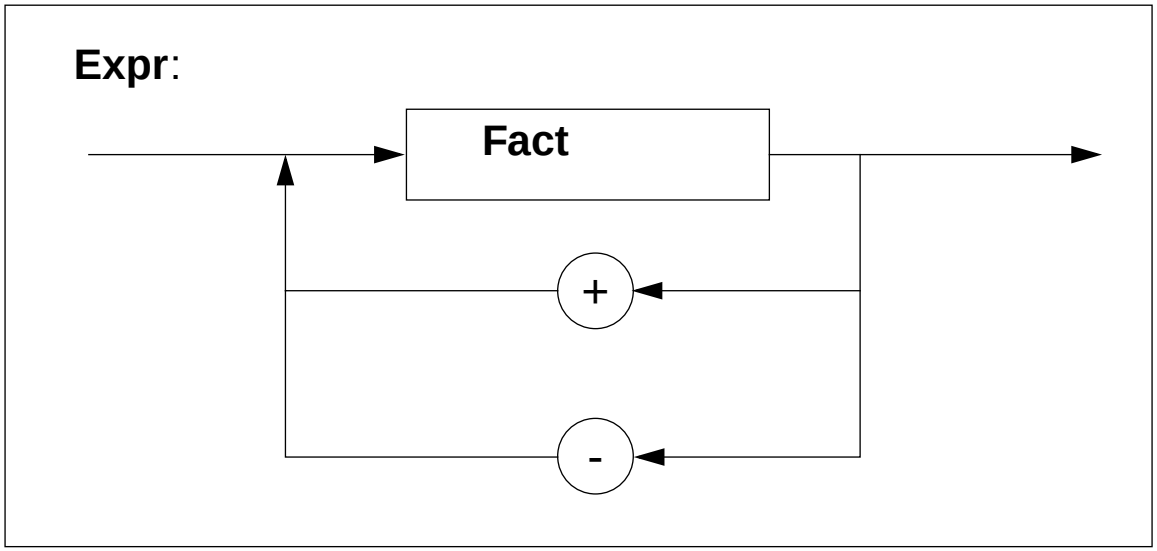
Syntaxdiagramme



Ein **Syntaxdiagramm repräsentiert eine EBNF-Produktion**:

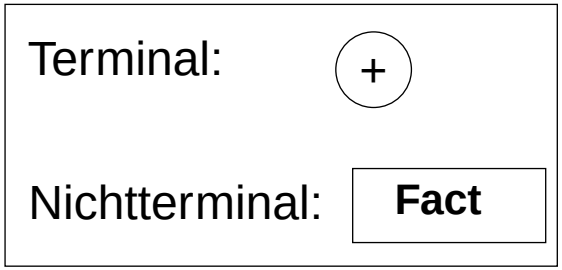
Expr ::= [Expr ('+' | '-')] Fact

Option und Alternative



Expr ::= (Fact || ('+' | '-'))

Wiederholung mit alternativem Trenner



Produktionen-Schemata für Folgen

Beschreibung	Produktionen	Sprachmenge
nicht-leere Folge von b	A ::= A b | b	{b, bb, bbb, ...}
nicht-leere Folge von b	A ::= b A | b	{b, bb, bbb, ...}
evtl. leere Folge von b	A ::= A b |	{ε, b, bb, bbb, ...}
evtl. leere Folge von b	A ::= b A |	{ε, b, bb, bbb, ...}
nicht-leere Folge von b getrennt durch t	A ::= A t b | b	{b, btb, btbtb, ...}
nicht-leere Folge von b getrennt durch t	A ::= b t A | b	{b, btb, btbtb, ...}

Grammatik-Entwurf: Folgen

Produktionen für **Folgen von Sprachkonstrukten** systematisch konstruieren.
Schemata hier am Beispiel von Anweisungsfolgen (`Stmts`)

Folgen mit Trenner:

```
a. Stmts    ::=  Stmts ';' Stmt  | Stmt                    linksrekursiv
b. Stmts    ::=  Stmt  ';' Stmts | Stmt                    rechtsrekursiv
c. Stmts    ::=  ( Stmt || ';')                            EBNF
d. StmtsOpt ::=  Stmts |                                   mit leerer Folge
```

Folgen mit Terminator:

```
a. Stmts    ::=  Stmt ';' Stmts | Stmt ';'                 rechtsrekursiv
b. Stmts    ::=  Stmt     Stmts | Stmt                     Terminator an den Elementen
   Stmt     ::=  Assign ';' | ...
c. Stmts    ::=  Stmts Stmt| Stmt                          linksrekursiv
   Stmt     ::=  Assign ';' | ...
d. Stmts    ::=  ( Stmt ';')+                              EBNF
```

Grammatik-Entwurf: Klammern

Klammern: Paar von Terminalen, das eine Unterstruktur einschließt:

```
Operand ::=  '(' Expression ')'
Stmt    ::=  'while' Expr 'do' Stmts 'end'
Stmt    ::=  'while' Expr 'do' Stmts 'end'

MethodenDef ::=
   ErgebnisTyp MethodenName '(' FormaleParameter ')' Rumpf
```

Stilregel: Öffnende und schließende Klammer immer in derselben Produktion

gut:
```
Stmt ::=  'while' Expr 'do' Stmts 'end'
```

schlecht:
```
Stmt       ::= WhileKopf Stmts 'end'
WhileKopf  ::= 'while' Expr 'do'
```

Nicht-geklammerte (offene) Konstrukte können **Mehrdeutigkeiten** verursachen:

```
Stmt    ::= 'if' Expr 'then' Stmt
          |   'if' Expr 'then' Stmts 'else' Stmt
```

Offener, optionaler else-Teil verursacht **Mehrdeutigkeit** in C, C++, Pascal, sog. "dangling else"-Problem:

```
if c then if d then S1 else S2
```

In diesen Sprachen gehört `else S2` zur **inneren** if-Anweisung.

Java enthält das gleiche if-Konstrukt. Die Grammatik vermeidet die Mehrdeutigkeit durch Produktionen, die die Bindung des `else` explizit machen.

Abstrakte Syntax

konkrete Syntax

KFG definiert
Symbolfolgen (Programmtexte) und deren **Ableitungsbäume**

konkrete Syntax bestimmt die Struktur von Programmkonstrukten, z. B. Präzedenz und Assozitivität von Operatoren in Ausdrücken

Präzedenzschemata benötigen **Kettenproduktionen**, d.h. Produktionen mit genau einem Nichtterminal auf der rechtenSeite:

```
Expr ::= Fact
Fact ::= Opd
Opd  ::= '(' Expr ')'
```

Mehrdeutigkeit ist problematisch

Alle Terminale sind nötig.

abstrakte Syntax

KFG definiert
abstrakte Programmstruktur durch **Strukturbäume**

statische und dynamische Semantik werden auf der abstrakten Syntax definiert

solche Kettenproduktionen sind hier **überflüssig**

Mehrdeutigkeit ist akzeptabel

Terminale, die nur für sich selbst stehen und **keine Information** tragen, sind hier **überflüssig (Wortsymbole, Spezial-symbole)**, z.B. `class ( ) + - * /`

Abstrakte Ausdrucksgrammatik

konkrete Ausdrucksgrammatik

```
p1:    Expr   ::= Expr AddOpr Fact
p2:    Expr   ::= Fact
p3:    Fact   ::= Fact MulOpr Opd
p4:    Fact   ::= Opd
p5:    Opd    ::= '(' Expr ')'
p6:    Opd    ::= Ident
p7:    AddOpr ::= '+'
p8:    AddOpr ::= '-'
p9:    MulOpr ::= '*'
p10:   MulOpr ::= '/'
```

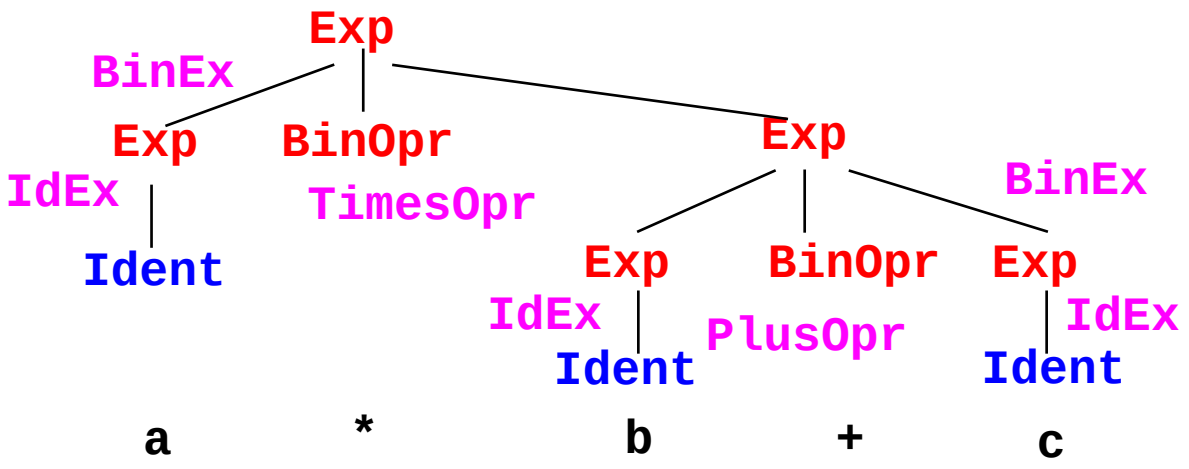
abstrakte Ausdrucksgrammatik

Name	Produktion
BinEx:	Exp ::= Exp BinOpr Exp
IdEx:	Exp ::= Ident
PlusOpr:	BinOpr ::=
MinusOpr:	BinOpr ::=
TimesOpr:	BinOpr ::=
DivOpr:	BinOpr ::=

Abbildung konkret -> abstrakt

```
Expr,Fact,Opd -> Exp
AddOpr,MulOpr -> BinOpr

p1,p3 -> BinEx
p2,p4,p5 ->
p6 -> IdEx

p7 -> PlusOpr
...
```

Strukturbaum für a * (b + c)



2.3 XML
Übersicht

XML (Extensible Markup Language, dt.: Erweiterbare Auszeichnungssprache)

- seit 1996 vom W3C definiert, in Anlehnung an SGML
- Zweck: Beschreibungen **allgemeiner Strukturen** (nicht nur Web-Dokumente)
- **Meta-Sprache** (“erweiterbar”):
  Die Notation ist festgelegt (Tags und Attribute, wie in HTML),
  Für beliebige Zwecke kann **jeweils eine spezielle syntaktische Struktur** definiert werden (DTD)
  Außerdem gibt es Regeln (XML-Namensräume), um XML-Sprachen in andere **XML-Sprachen zu importieren**
- X**HTML** ist so als XML-Sprache definiert
- Weitere aus XML **abgeleitete Sprachen**: SVG, MathML, SMIL, RDF, WML
- **individuelle XML-Sprachen** werden benutzt, um strukturierte Daten zu speichern, die von **Software-Werkzeugen geschrieben und gelesen** werden
- XML-Darstellung von strukturierten Daten kann mit verschiedenen Techniken **in HTML transformiert** werden, um sie **formatiert anzuzeigen:**
  XML+CSS, XML+XSL, SAX-Parser, DOM-Parser

Dieser Abschnitt orientiert sich eng an **SELFHTML** (Stefan Münz), http://de.selfhtml.org

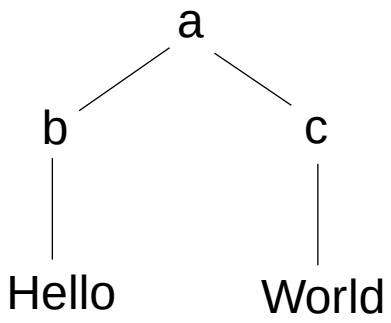
3 elementare Prinzipien

Die XML-Notation basiert auf 3 elementaren Prinzipien:

A: Vollständige Klammerung durch Tags

```
<a>
    <b>Hello</b>
    <c>World</c>
</a>
```

B: Klammerstruktur ist äquivalent zu gewurzeltem Baum



C: Kontextfreie Grammatik definiert Bäume; eine DTD ist eine KFG

```
a ::= b c
b ::= PCDATA
c ::= PCDATA
```

Notation und erste Beispiele

Ein Satz in einer XML-Sprache ist ein Text, der durch Tags strukturiert wird.

Tags werden **immer** in **Paaren von Anfangs- und End-Tag** verwendet:

```
<ort>Paderborn</ort>
```

Anfangs-Tags können Attribut-Wert-Paare enthalten:

```
<telefon typ="dienst">05251606686</telefon>
```

Die **Namen von Tags und Attributen** können für die XML-Sprache **frei gewählt** werden.

Mit Tags gekennzeichnete Texte können geschachtelt werden.

```
<adressBuch>
<adresse>
   <name>
      <nachname>Mustermann</nachname>
      <vorname>Max</vorname>
   </name>
   <anschrift>
      <strasse>Hauptstr 42</strasse>
      <ort>Paderborn</ort>
      <plz>33098</plz>
   </anschrift>
</adresse>
</adressBuch>
```

$(a+b)^2$ in MathML:

```
<msup>
   <mfenced>
      <mrow>
         <mi>a</mi>
         <mo>+</mo>
         <mi>b</mi>
      </mrow>
   </mfenced>
   <mn>2</mn>
</msup>
```

Ein vollständiges Beispiel

Kennzeichnung des Dokumentes als XML-Datei

Datei mit der Definition der Syntaktischen Struktur dieser XML-Sprache (DTD)

Datei mit Angaben zur Transformation in HTML

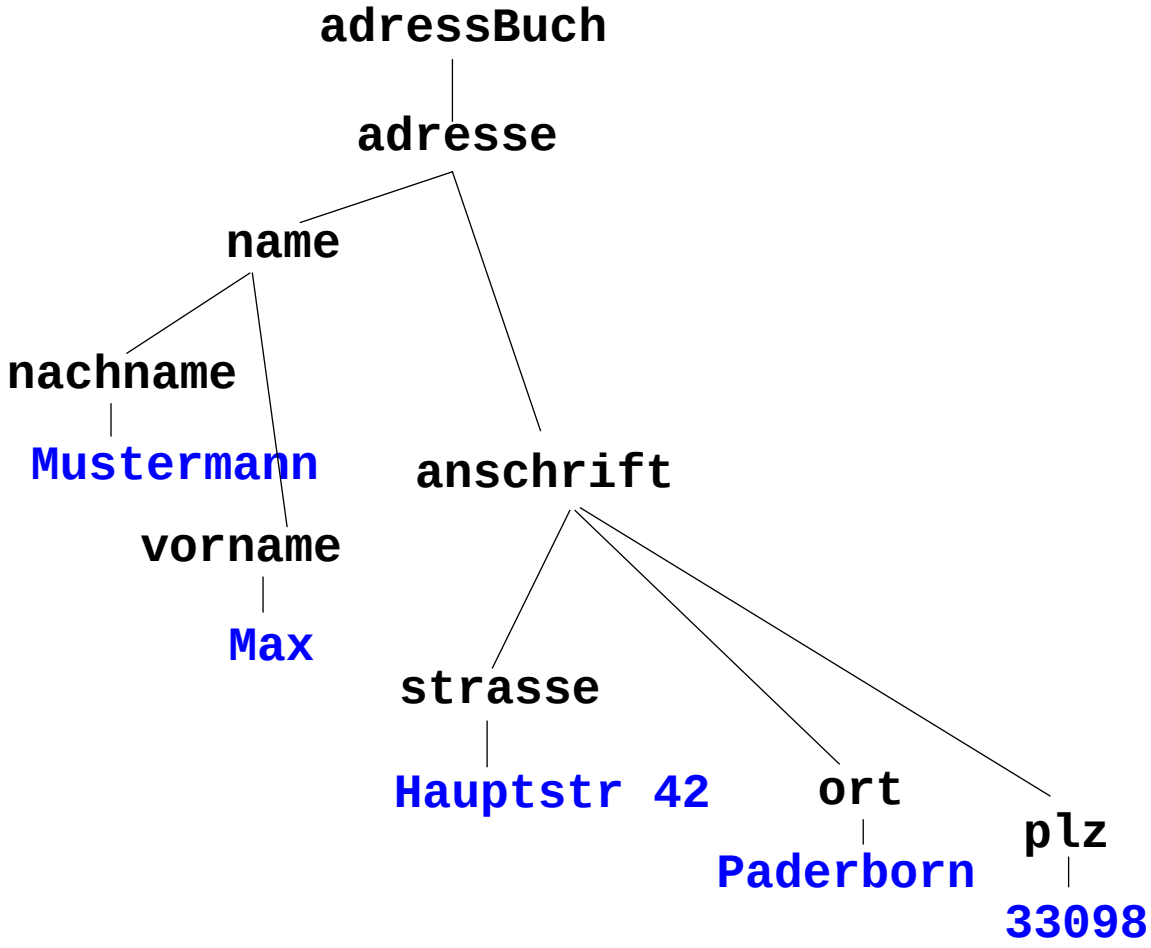
```
<?xml version="1.0" encoding="ISO-8859-1"?>
<!DOCTYPE produktnews SYSTEM "produktnews.dtd">
<?xml-stylesheet type="text/xsl" href="produktnews.xsl" ?>
<produktnews>
   Die neuesten Produktnachrichten:
   <beschreibung>
      Die Firma <hersteller>Fridolin Soft</hersteller> hat eine neue
      Version des beliebten Ballerspiels
      <produkt>HitYourStick</produkt> herausgebracht. Nach Angaben des
      Herstellers soll die neue Version, die nun auch auf dem
      Betriebssystem <produkt>Ganzfix</produkt> läuft, um die
      <preis>80 Dollar</preis> kosten.
   </beschreibung>
   <beschreibung>
      Von <hersteller>Ripfiles Inc.</hersteller> gibt es ein Patch zu der Sammel-CD
      <produkt>Best of other people's ideas</produkt>. Einige der tollen
      Webseiten-Templates der CD enthielten bekanntlich noch versehentlich nicht
      gelöschte Angaben der Original-Autoren. Das Patch ist für schlappe
      <preis>200 Euro</preis> zu haben.
   </beschreibung>
</produktnews>
```

Baumdarstellung von XML-Texten

Jeder XML-Text ist durch Tag-Paare **vollständig geklammert** (wenn er *well-formed* ist).

Deshalb kann er eindeutig **als Baum dargestellt** werden. (Attribute betrachten wir noch nicht)
Wir markieren die inneren Knoten mit den Tag-Namen; die Blätter sind die elementaren Texte:

```
<adressBuch>
<adresse>
   <name>
      <nachname>Mustermann
      </nachname>
      <vorname>Max
      </vorname>
   </name>
   <anschrift>
      <strasse>Hauptstr 42
      </strasse>
      <ort>Paderborn</ort>
      <plz>33098</plz>
   </anschrift>
</adresse>
</adressBuch>
```



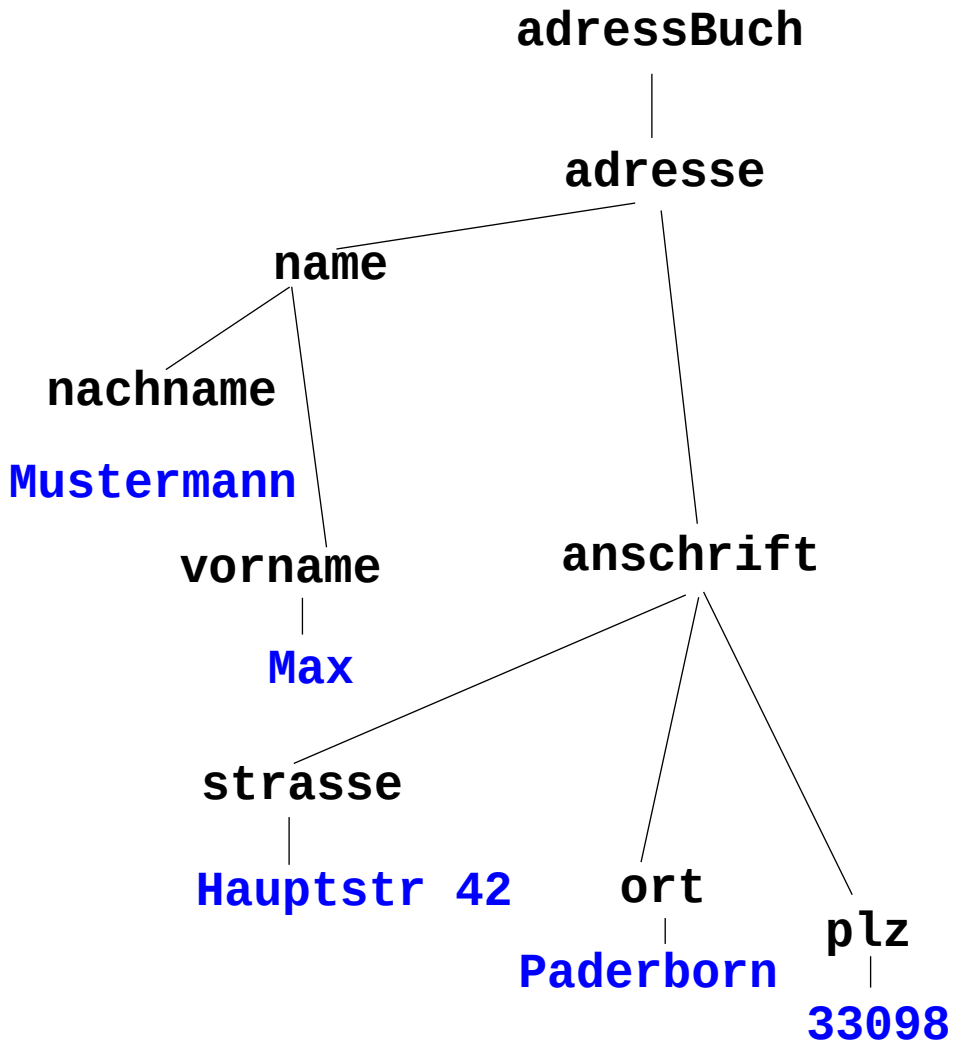
XML-Werkzeuge können die Baumstruktur eines XML-Textes ohne weiteres ermitteln und ggf. anzeigen.

Grammatik definiert die Struktur der XML-Bäume

Mit **kontextfreien Grammatiken (KFG)** kann man **Bäume definieren**.

Folgende KFG definiert korrekt strukturierte Bäume für das Beispiel Adressbuch:

```
adressBuch ::= adresse*
adresse    ::= name anschrift
name       ::= nachname vorname
Anschrift  ::= strasse ort plz
nachname   ::= PCDATA
vorname    ::= PCDATA
strasse    ::= PCDATA
ort        ::= PCDATA
plz        ::= PCDATA
```



Document Type Definition (DTD) statt KFG

Die Struktur von XML-Bäumen und -Texten wird in der **DTD-Notation** definiert. Ihre Konzepte entsprechen denen von KFGn:

KFG

```
adressBuch ::= adresse*
adresse    ::= name anschrift
name       ::= nachname vorname
Anschrift  ::= strasse ort plz
nachname   ::= PCDATA
vorname    ::= PCDATA
strasse    ::= PCDATA
ort        ::= PCDATA
plz        ::= PCDATA
```

DTD

```
<!ELEMENT adressBuch(adresse)*          >
<!ELEMENT adresse   (name, anschrift)  >
<!ELEMENT name      (nachname, vorname)>
<!ELEMENT anschrift (strasse, ort, plz)>
<!ELEMENT nachname  (#PCDATA)          >
<!ELEMENT vorname   (#PCDATA)          >
<!ELEMENT strasse   (#PCDATA)          >
<!ELEMENT ort       (#PCDATA)          >
<!ELEMENT plz       (#PCDATA)          >
```

weitere Formen von DTD-Produktionen:

`X (Y)+`	nicht-leere Folge
`X (A | B)`	Alternative
`X (A)?`	Option
`X EMPTY`	leeres Element

Zusammenfassung zu Kapitel 2

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 2 sollen Sie nun Folgendes können:

- Notation und Rolle der Grundsymbole kennen.
- Kontext-freie Grammatiken für praktische Sprachen lesen und verstehen.
- Kontext-freie Grammatiken für einfache Strukturen selbst entwerfen.
- Schemata für Ausdrucksgrammatiken, Folgen und Anweisungsformen anwenden können.
- EBNF sinnvoll einsetzen können.
- Abstrakte Syntax als Definition von Strukturbäumen verstehen.
- XML als Meta-Sprache zur Beschreibung von Bäumen verstehen
- DTD von XML als kontext-freie Grammatik verstehen
- XML lesen können

3. Gültigkeit von Definitionen

Themen dieses Kapitels:

- Definition und Bindung von Bezeichnern
- Verdeckungsregeln für die Gültigkeit von Definitionen
- Gültigkeitsregeln in Programmiersprachen

Definition und Bindung

Eine **Definition** ist ein Programmkonstrukt, das die **Beschreibung eines Programmgegenstandes an einen Bezeichner bindet.**

Programmkonstrukt: zusammengehöriger Teil (Teilbaum) eines Programms
z. B. eine Deklaration **`int i;`**, eine Anweisung **`i = 42;`** Ausdruck **`i+1`**

Programmgegenstand: wird im Programm beschrieben und benutzt
z. B. die Methode **`main`**, der Typ **`String`**, eine Variable **`i`**, ein Parameter **`args`**

Meist legt die Definition Eigenschaften des Programmgegenstandes fest, z. B. den Typ:

```
public static void main (String[] args)
```

Statische und dynamische Bindung

Ein Bezeichner, der in einer Definition gebunden wird, tritt dort **definierend** auf; an anderen Stellen tritt er **angewandt** auf.
Definierendes und angewandtes Auftreten von Bezeichnern kann man meist **syntaktisch unterscheiden**, z. B.

```
static int ggt (int a, int b)
{ ...
  return ggt(a % b, b);
...
}
```

Regeln der Sprache entscheiden, in welcher Definition ein angewandtes Auftreten eines Bezeichners gebunden ist.

Statische Bindung:
Gültigkeitsregeln entscheiden die Bindung am **Programmtext**, z. B.

```
{ float a = 1.0;
  { int a = 2;
    printf ("%d",a);
  }
}
```

statische Bindung im Rest dieses Kapitels und in den meisten Sprachen, außer ...

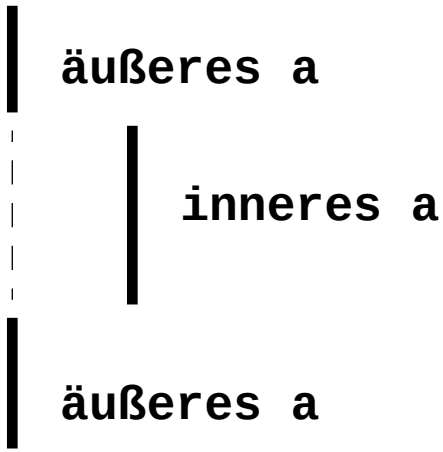
Dynamische Bindung:
Wird bei der **Ausführung des Programms** entschieden:
Für einen angewandten Bezeichner **a** gilt die zuletzt für **a** **ausgeführte** Definition.

dynamische Bindung
in Lisp und einigen Skriptsprachen

Gültigkeitsbereich

Der **Gültigkeitsbereich (scope)** einer Definition **`D`** für einen Bezeichner **`b`** ist der Programmabschnitt, in dem angewandte Auftreten von **`b`** an den in **`D`** definierten Programmgegenstand gebunden sind.

```
{ def a;
  def b;
  { def a;
    def c;
    use a;
  }
  use a;
}
```



In **qualifizierten Namen**, können Bezeichner auch außerhalb des Gültigkeitsbereiches ihrer Definition angewandt werden:

```
Thread.sleep(1000); max = super.MAX_THINGS;
```

`sleep` ist in der Klasse **`Thread`** definiert, **`MAX_THINGS`** in einer Oberklasse.

Verdeckung von Definitionen

In Sprachen mit geschachtelten Programmstrukturen kann eine Definition eine andere für den gleichen Bezeichner **verdecken** (**hiding**).

Es gibt **2 unterschiedliche Grundregeln** dafür:

Algol-Verdeckungsregel (in Algol-60, Algol-68, Pascal, Modula-2, Ada, Java s. u.**):**

Eine Definition gilt im kleinsten sie umfassenden Abschnitt **überall**, ausgenommen darin enthaltene Abschnitte mit einer Definition für denselben Bezeichner.

oder operational formuliert:
Suche vom angewandten Auftreten eines Bezeichners **b** ausgehend nach außen den kleinsten umfassenden Abschnitt mit einer Definition für **b**.

C-Verdeckungsregel (in C, C++, Java**):**

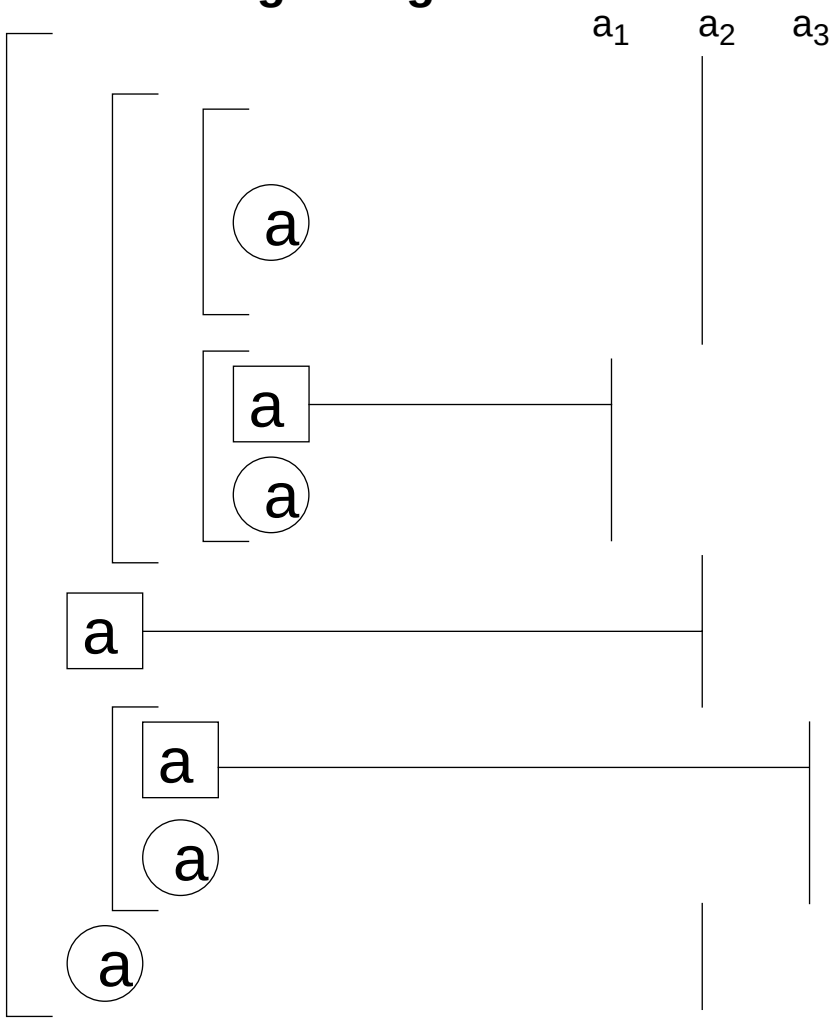
Die Definition eines Bezeichners **b** gilt **von der Definitionsstelle** bis zum Ende des kleinsten sie umfassenden Abschnitts, **ausgenommen die Gültigkeitsbereiche von Definitionen für b** in darin enthaltenen Abschnitten.

Die **C-Regel** erzwingt definierendes vor angewandtem Auftreten.

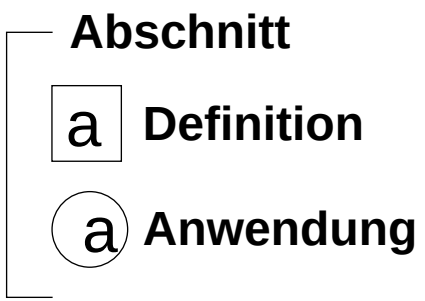
Die **Algol-Regel** ist einfacher, toleranter und vermeidet Sonderregeln für notwendige Vorwärtsreferenzen.

Beispiele für Gültigkeitsbereiche

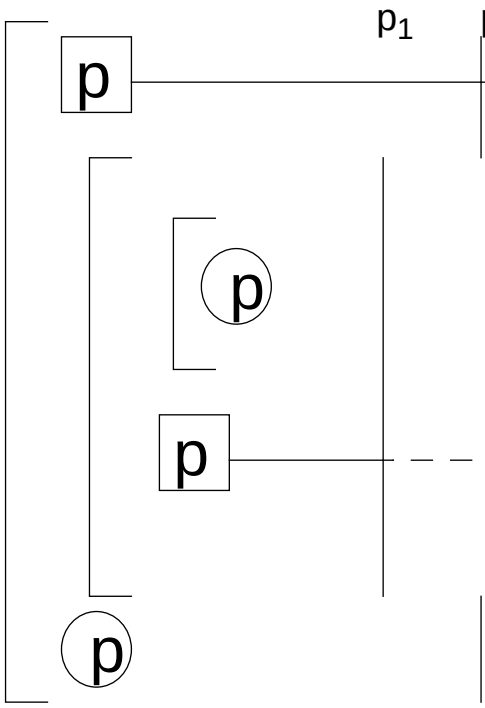
Algol-Regel



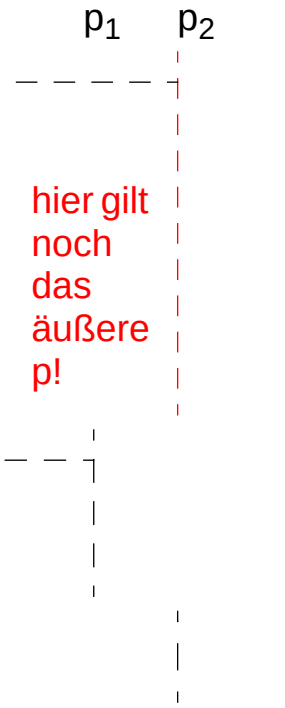
Symbole:



Algol-Regel



C-Regel



Getrennte Namensräume

In manchen Sprachen werden die Bezeichner für Programmgegenstände bestimmter Art jeweils einem **Namensraum** zugeordnet

z. B. in **Java** jeweils ein Namensraum für

- Packages, Typen (Klassen und Interfaces), Variable (lokale Variable, Parameter, Objekt- und Klassenvariable), Methoden, Anweisungsmarken

Gültigkeits- und Verdeckungsregeln werden **nur innerhab eines Namensraumes** angewandt - nicht zwischen verschiedenen Namensräumen.

Zu welchem Namensraum ein Bezeichner gehört, kann am **syntaktischen Kontext** erkannt werden. (In Java mit einigen zusätzlichen Regeln)

Eine Klassendeklaration nur für Zwecke der Demonstration:

```
class Multi {
   Multi () { Multi = 5;}
   private int Multi;
   Multi Multi (Multi Multi) {
      if (Multi == null)
         return new Multi();
      else return Multi (new Multi ());
   }
}
```

Typ

Variable

Methode

Gültigkeitsbereiche in Java

Package-Namen:
sichtbare Übersetzungseinheiten

Typnamen:
in der ganzen Übersetzungseinheit, Algol-60-Verdeckungsregel

Methodennamen:
umgebende Klasse, Algol-60-Verdeckungsregel, aber
Objektmethoden der Oberklassen werden überschrieben oder überladen - nicht verdeckt

Namen von **Objekt- und Klassenvariablen**:
umgebende Klasse, Algol-60-Verdeckungsregel,
Objekt- und Klassenvariable können Variable der Oberklassen verdecken

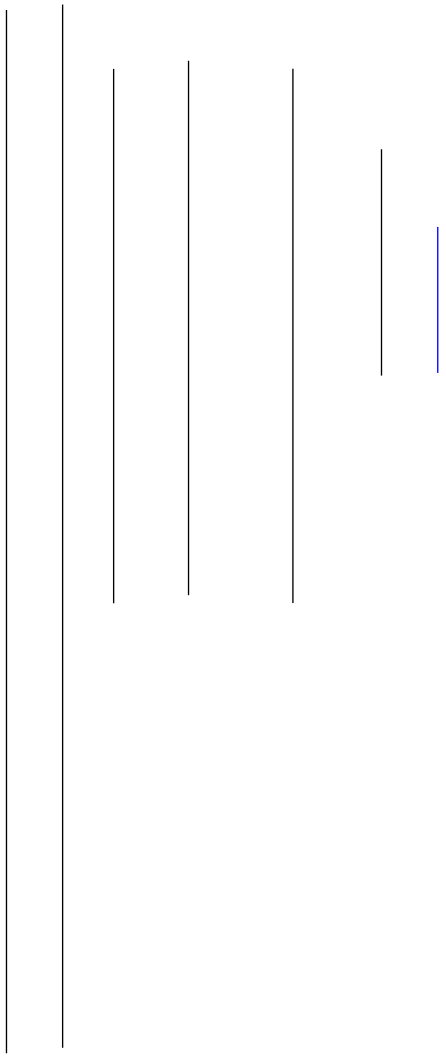
Parameter:
Methodenrumpf, (dürfen nur durch innere Klassen verdeckt werden)

Lokale Variable:
Rest des Blockes (bzw. bei Laufvariable in for-Schleife: Rest der for-Schleife),
C-Verdeckungsregel (dürfen nur durch innere Klassen verdeckt werden)

Terminologie in Java:
shadowing für *verdecken* bei Schachtelung, *hiding* für *verdecken* beim Erben

Beispiele für Gültigkeitsbereiche in Java

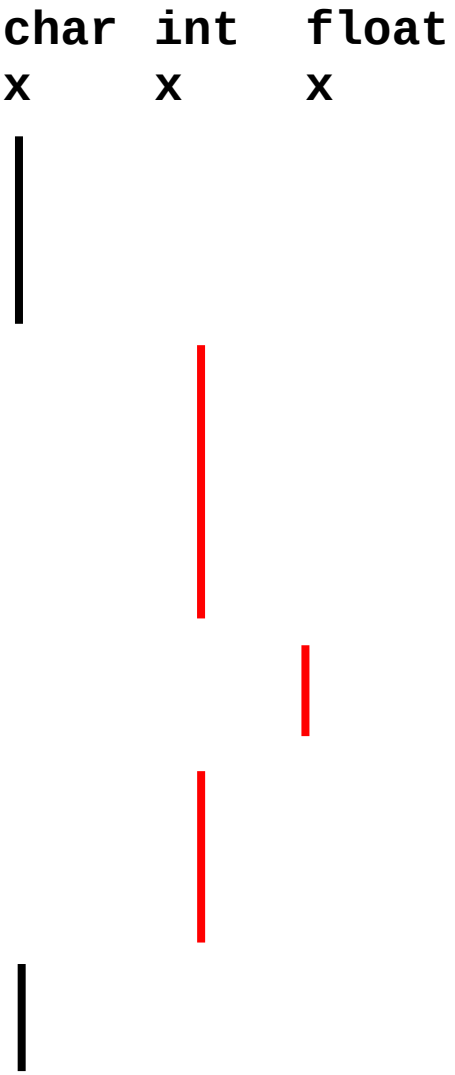
```
                                A B m mm cnt p f
class A
{
   void m (int p)
   {  cnt += 1;
      float f;
      ...
   }
   B mm ()
   { return new B();
   }
   int cnt = 42;
}

class B
{

   ...

}
```



```
class Ober
{  int k;
   ...
}

class Unter extends Ober
{  int k;
   void m ()
   {  k = 5;
   }
   void g (int p)
   {  int k = 7;
      k = 42;
      for (int i = 0;
            i<10; i++)
      {
         int k; // verboten
         ...
      }

   }
}
```

Innere Klassen in Java: Verdeckung von lokalen Variablen

```
class A
{  char x;

   void m ()
   {  int x;

      class B
      {

         void h ()
         {  float x;
            ...
         }
      }
      ...
   }
   ...
}
```



Innere Klasse B:
Lokale Variable **`float x`** in **`h`** verdeckt
lokale Variable **`int x`** in **`m`** der äußeren Klasse

Gültigkeitsregeln in anderen Programmiersprachen

C, C++:

grundsätzlich gilt die **C-Regel**;
für Sprungmarken gilt die Algol-Regel.

```
void f () {
   ...
   goto finish;
   ...
finish: printf (...);
}
```

Pascal, Ada, Modula-2:

grundsätzlich gilt die **Algol-Regel.**
Aber eine **Zusatzregel** fordert:

Ein **angewandtes Auftreten** eines Bezeichners darf **nicht vor seiner Definition** stehen.

Davon gibt es dann in den Sprachen unterschiedliche **Ausnahmen**, um wechselweise rekursive Definitionen von Funktionen und Typen zu ermöglichen.

Pascal:

```
type  ListPtr = ^ List;
      List =  record
                 i: integer;
                 n: ListPtr
              end;
```

C:

```
typedef struct _el *ListPtr;
typedef struct _el
   { int i; ListPtr n;} Elem;
```

Pascal:

```
procedure f (a:real) forward;

procedure g (b:real)
   begin ... f(3.5); ... end;

procedure f (a:real)
   begin ... g(7.5); ... end;
```

Zusammenfassung zum Kapitel 3

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 3 sollen Sie nun Folgendes können:

- Bindung von Bezeichnern verstehen
- Verdeckungsregeln für die Gültigkeit von Definitionen anwenden
- Grundbegriffe in den Gültigkeitsregeln von Programmiersprachen erkennen

4. Variable, Lebensdauer

Themen dieses Kapitels:

- Variablenbegriff und Zuweisung
- unterschiedliche Lebensdauer von Variablen
- Laufzeitkeller als Speicherstruktur für Variablen in Aufrufen

Variable in imperativen Sprachen

Variable: wird **im Programm beschrieben**, z. B. durch Deklaration **(statisch),**
wird **bei der Ausführung** im Speicher **erzeugt** und verwendet **(dynamisch),**
wird charakterisiert durch das Tripel **(Name, Speicherstelle, Wert).**

Einem **Namen im Programm** werden (bei der Ausführung) eine oder mehrere **Stellen im Speicher** zugeordnet.

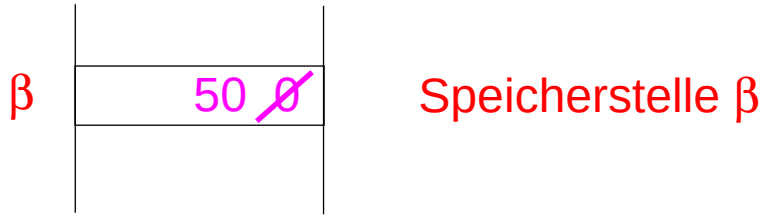
Das Ausführen von **Zuweisungen** ändert den **Wert der Variablen** (**Inhalt der Speicherstelle**). Bei der Ausführung eines imperativen Programms wird so der **Programmzustand** verändert.

Der Deklaration einer **globalen (static) Variable** ist genau eine Stelle zugeordnet.
Der Deklaration einer **lokalen Variablen einer Funktion** wird bei jeder Ausführung eines Aufrufes eine neue Stelle zugeordnet.

im Programm:

```
int betrag = 0;
...
betrag = 50;
```

im Speicher bei der Ausführung:



Veränderliche und unveränderliche Variable

In **imperativen Sprachen** kann der Wert einer Variablen grundsätzlich **durch Ausführen von Zuweisungen verändert** werden.

```
int betrag = 0;
...
betrag = 50;
```

In manchen **imperativen Sprachen**, wie Java, kann für bestimmte Variable **verboten** werden, nach ihrer Initialisierung an sie **zuzuweisen**.

```
final int hekto = 100;
```

In **funktionalen Sprachen** wird bei der Erzeugung einer **Variablen** ihr **Wert unveränderlich** festgelegt.

```
val sechzehn = (sqr 4);
```

In **mathematischen Formeln** wird ein **Wert unveränderlich an** den Namen einer **Variablen gebunden**. (Die Formel kann mit verschiedenen solchen Name-Wert-Bindungen ausgewertet werden.)

$\forall$ **x, y** $\in \Re$**: y = 2 * x - 1**

definiert eine Gerade im $\Re^2$

Zuweisung

Zuweisung: **LinkeSeite = RechteSeite;**

Ausführen einer Zuweisung:

1. **Auswerten der linken Seite**;
   muss die **Stelle einer Variablen** liefern.
2. **Auswerten der rechten Seite**
   liefert einen **Wert**.
   I**n Ausdrücken** stehen **Namen von Variablen für ihren Wert**, d. h. es wird implizit eine **Inhaltsoperation** ausgeführt.
3. Der **Wert der Variablen** aus (1) **wird** durch den Wert aus (2) **ersetzt**.

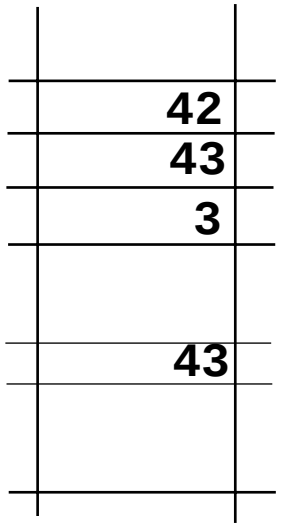
Beispiel

im Programm:

```
b = 42;
c = b + 1;
i = 3;
a[i] = c;
```

im Speicher:

Speicherstelle zu



Stellen als Werte von Variablen

In objektorientierten Sprachen, wie Java oder C++, liefert die Ausführung von **`new C(...)`** die Stelle (Referenz) eines im Speicher erzeugten Objektes. Sie kann in Variablen gespeichert werden.

Java:

```
Circles  cir =
     new Circles(0, 1.0);
x = cir.getRadius();
```

C++:

```
Circles *cir =
     new Circles(0, 1.0);
x = cir->getRadius();
```

In C können Pointer-Variable Stellen als Werte haben (wie in C++). Die Ausführung von **`malloc (sizeof(Circles))`** liefert die Stelle (Referenz) eines im Speicher erzeugten Objektes.

C:

```
Circles *cir =
   malloc(sizeof(Circle));
cir->radius = 1.0;
```

Der Ausdruck **`&i`** liefert die Stelle der deklarierten Variable **`i`**, d. h. der **`&`**-Operator **unterdrückt die implizite Inhaltsoperation**. Der Ausdruck **`*i` bewirkt eine Inhalts-operation** - zusätzlich zu der impliziten.

```
int i = 5, j = 0;
int *p = &i;
j = *p + 1;
p = &i;
```

Lebensdauer von Variablen im Speicher

Lebensdauer: Zeit von der Bildung (Allokation) bis zur Vernichtung (Deallokation) des Speichers einer Variablen. Begriff der **dynamischen Semantik**!

Art der Variablen	**Lebensdauer ist die Ausführung ...**	**Unterbringung im Speicher**
globale Variable Klassenvariable	... des gesamten Programms	globaler Speicher
Parametervariable, lokale Variable	... eines Aufrufes	Laufzeitkeller
Objektvariable	... des Programms von der Erzeugung bis zur Vernichtung des Objekts	Halde, ggf. mit Speicher-bereinigung

Variable mit gleicher Lebensdauer werden zu **Speicherblöcken** zusammengefasst. (Bei Sprachen mit geschachtelten Funktionen kommen auch Funktionsrepräsentanten dazu.)

Speicherblock für

- Klassenvariable einer Klasse
- einen Aufruf mit den Parametervariablen und lokalen Variablen
- ein Objekt einer Klasse mit seinen Objektvariablen

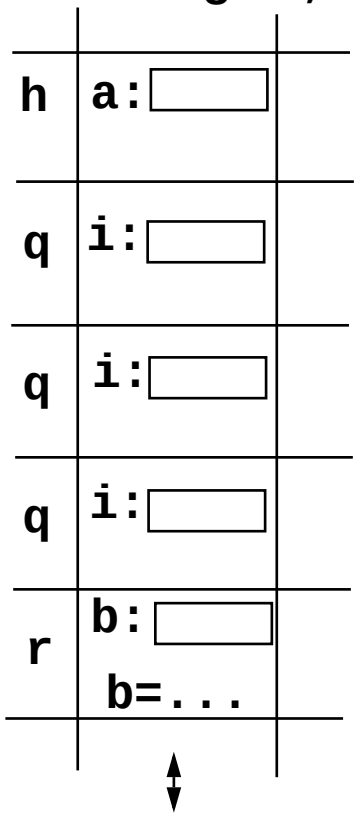
Laufzeitkeller

Der **Laufzeitkeller** enthält für jeden noch nicht beendeten Aufruf einen Speicherblock (**Schachtel**, activation record) mit Speicher für Parametervariable und lokale Variable.
Bei **Aufruf wird eine Schachtel gekellert**, bei **Beenden des Aufrufes entkellert**.

Programm mit Funktionen (Methoden)

```
h
  float a;

  q();

q
  int i;
  if (..) q();
  r();

r
  int b;

  b=...;
```

Laufzeitkeller bei der Aufruffolge `h, q, q, q, r`



kellern, entkellern

Laufzeitkeller bei geschachtelten Funktionen

Bei der Auswertung von Ausdrücken kann auf Variablen aus der **Umgebung** zugegriffen werden. Das sind die Speicherblöcke zu den Programmstrukturen, die den Ausdruck umfassen.

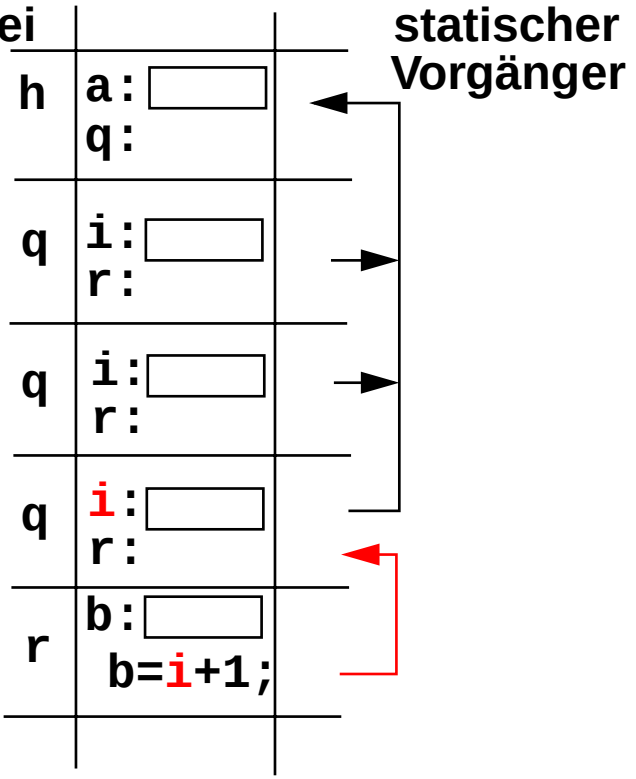
in Pascal, Modula-2, in funktionalen Sprachen: geschachtelte Funktionen
in Java: Methoden in Klassen, geschachtelte Klassen

Im **Laufzeitkeller** wird die **aktuelle Umgebung** repräsentiert durch die aktuelle Schachtel und die Schachteln entlang der Kette der **statischen Vorgänger**. Der statische Vorgänger zeigt auf die Schachtel, die die Definition der aufgerufenen Funktion enthält.

Programm mit geschachtelten Funktionen

```
h  float a;
     q  int i;
          r  int b;
             b=i+1;
          if(..) q();
          r();
     q();
```

Laufzeitkeller bei Aufruf von r



kellern, entkellern

Zusammenfassung zum Kapitel 4

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 4 sollen Sie nun Folgendes verstanden haben:

- Variablenbegriff und Zuweisung
- Zusammenhang zwischen Lebensdauer von Variablen und ihrer Speicherung
- Prinzip des Laufzeitkellers
- Besonderheiten des Laufzeitkellers bei geschachtelten Funktionen

5. Datentypen

Themen dieses Kapitels:

5.1 Allgemeine Begriffe zu Datentypen

- Typbindung, Typumwandlung
- abstrakte Definition von Typen
- parametrisierte und generische Typen

5.2 Datentypen in Programmiersprachen

- einfache Typen, Verbunde, Vereinigungstypen, Reihungen
- Funktionen, Mengen, Stellen

5.1 Allgemeine Begriffe zu Typen

Typ: Wertemenge mit darauf definierten Operationen

z. B. **`int`** in Java: Werte von **`Integer.MIN_VALUE`** bis **`Integer.MAX_VALUE`** mit arithmetischen Operationen für ganze Zahlen

Typ als Eigenschaft von

Literal:	Notation für einen Wert des Typs,
Variable:	speichert einen Wert des Typs,
Parameter:	übergibt einen Wert des Typs an den Aufruf,
Ausdruck:	Auswertung liefert einen Wert des Typs,
Aufruf:	Auswertung liefert einen Wert des Typs,
Funktion, Operator:	Signatur (Parameter- und Ergebnistypen)

Typen werden **in der Sprache definiert**:

z. B. in C: **`int`**, **`float`**, **`char`**, ...

Typen können **in Programmen definiert** werden:

Typdefinition bindet die Beschreibung eines Typs an einen Namen,

z. B. in Pascal:

```
type Datum = record tag, monat, jahr: integer; end;
```

Typprüfung (type checking):

stellt sicher, dass jede Operation mit Werten des dafür festgelegten Typs ausgeführt wird,

Typsicherheit

Statische oder dynamische Typbindung

Statische Typbindung:

Die **Typen** von Programmgegenständen (z.B. Variable, Funktionen) und Programmkonstrukten (z. B. Ausdrücke, Aufrufe) werden **durch den Programmtext festgelegt**.

z. B. in Java, Pascal, C, C++, Ada, Modula-2 **explizit durch Deklarationen**
z. B. in SML, Haskell **implizit durch Typinferenz** (siehe GPS-7.4 ff)

Typprüfung im Wesentlichen zur Übersetzungszeit.
Entwickler muss erkannte Typfehler beheben.

Dynamische Typbindung:

Die **Typen** der Programmgegenstände und Programmkonstrukte werden erst **bei der Ausführung bestimmt**. Sie können bei der Ausführung nacheinander Werte unterschiedlichen Typs haben.

z. B. Smalltalk, PHP, JavaScript und andere Skriptsprachen

Typprüfung erst zur Laufzeit.
Evtl. werden Typfehler erst beim Anwender erkannt.

Keine Typisierung:

In den Regeln der Sprache wird der **Typbegriff nicht verwendet**.

z. B. Prolog, Lisp

Beispiele für statische Typregeln

1. Eine **Variable mit Typ T** kann nur einen Wert aus der Wertemenge von T speichern.
   ```
   float x; ... x = r * 3.14;
   ```
2. Der **Ausdruck einer return-Anweisung** muss einen Wert liefern, der aus der Wertemenge des **Ergebnistyps** der umgebenden Funktion ist (oder in einen solchen Wert konvertiert werden kann (siehe GPS-5.4)).
   ```
   float sqr (int i) {return i * i;}
   ```
3. Im **Aufruf einer Funktion** muss die Zahl der Parameterausdrücke mit der Zahl der formalen Parameter der Funktionsdefinition übereinstimmen und jeder **Parameter-ausdruck** muss einen Wert liefern, der aus der Wertemenge des T**yps des zugehörigen formalen Parameters** ist (oder ... s.o.)).
4. Zwei Methoden, die in einer Klasse deklariert sind und **denselben Namen** haben, **überladen** einander, wenn sie in einigen **Parameterpositionen unterschiedliche Typen** haben. Z. B.
   ```
   int add (int a, int b) { return a + b; }
   Vector<Integer> add (Vector<Integer> a, Vector<Integer> b) {...}
   ```

   In einem Aufruf einer überladenen Methode wird anhand der Typen der Parameter-ausdrücke entschieden, welche Methode aufgerufen wird:
   ```
   int k; ... k = add (k, 42);
   ```

Streng typisiert

Streng typisierte Sprachen (strongly typed languages):

Die Einhaltung der **Typregeln** der Sprache stellt sicher, dass **jede Operation** nur mit **Werten des dafür vorgesehenen Typs** ausgeführt wird.

Jede Verletzung einer Typregel wird erkannt und als Typfehler gemeldet - zur Übersetzungszeit oder zur Laufzeit.

FORTRAN	nicht streng typisiert	Parameter werden nicht geprüft
Pascal	nicht ganz streng typisiert	Typ-Uminterpretation in Variant-Records
C, C++	nicht ganz streng typisiert	es gibt undiscriminated Union-Types
Ada	nicht ganz streng typisiert	es gibt Direktiven, welche die Typprüfung an bestimmten Stellen ausschalten
Java	streng typisiert	alle Typfehler werden entdeckt, zum Teil erst zur Laufzeit

Typumwandlung (Konversion)

Typumwandlung, Konversion (conversion):
Der Wert eines Typs wird in einen entsprechenden Wert eines anderen Typs umgewandelt.

ausweitende Konversion:
jeder Wert ist im Zieltyp ohne Informationsverlust darstellbar, z. B.

```
float --> double
```

einengende Konversion:
nicht jeder Wert ist im Zieltyp darstellbar, ggf. Laufzeitfehler, z. B.

```
float --> int
```
(Runden, Abschneiden oder Überlauf)

Uminterpretation ist unsicher, ist nicht Konversion!:
Das Bitmuster eines Wertes wird als Wert eines anderen Typs interpretiert.
z. B. Varianten-Records in Pascal (GPS-5.14)

Explizite und implizite Typumwandlung

Eine Konversion kann **explizit im Programm als Operation** angegeben werden (**type cast**), z. B.

```
float x = 3.1; int i = (int) x;
```

Eine Konversion kann **implizit vom Übersetzer eingefügt** werden (**coercion**), weil der Kontext es erfordert, z. B.

```
double d = 3.1;        implizit float --> double
d = d + 1;             implizit int --> double
```

Java: **ausweitende** Konversionen für Grund- und Referenztypen **implizit**, **einengende** müssen **explizit** angegeben werden.

Konversion für Referenzen ändert weder die Referenz noch das Objekt:

```
Object val = new Integer (42); implizit Integer --> Object
Integer ival = (Integer) val;  explizit Object --> Integer
```

Abstrakte Definition von Typen

Datenstrukturen werden in Programmen mit Typen modelliert => Modellierungskonzepte

Abstrakte Grundkonzepte zur Bildung einfacher und zusammengesetzter Wertemengen **D**:
(Hier: nur Wertemengen der Typen; Operationen darauf werden davon nicht erfasst.)

1. einfache Mengen: $D = \{ e_1, e_2, ..., e_n \}$ extensionale Aufzählung der Elemente

$D = \{a \mid \text{Eigenschaft von } a\}$ intensionale Definition

z. B. Grundtypen, Aufzählungstypen, Auschnittstypen

2. kartesisches Produkt: $D = D_1 \times D_2 \times ... \times D_n$

Tupel z. B. Verbunde (records); Reihungen (arrays) (mit gleichen `Di`)

3. Vereinigung: $D = D_1 \mid D_2 \mid ... \mid D_n$

Alternativen zusammenfassen
z. B. union in C und Algol 68, Verbund-Varianten in Pascal, Ober-, Unterklassen

4. Funktion: `D = Dp -> De`

Funktionen als Werte des Wertebreiches **D**
z. B. Funktionen, Prozeduren, Methoden, Operatoren; auch Reihungen (Arrays)

5. Potenzmenge: $D = P(De)$

z. B. Mengentypen in Pascal

Abstrakte Definition von Typen: Beispiele

1. einfache Mengen: `Farbe = {blau,gelb,rot}`

Pascal:
```
type Farbe = (blau,gelb,rot);
```

C:
```
typedef enum {blau,gelb,rot} Farbe;
```

2. kartesisches Produkt: `Graph = Knoten × Kanten`

Pascal:
```
type Graph = record n: Knoten; v: Kanten end;
```

C:
```
typedef struct { Knoten n; Kanten v; } Graph;
```

3. Vereinigung: `Geo = Kreis | Rechteck`

Pascal:
```
type Geo = record case boolean of
                      false: (k: Kreis);
                      true: (r: Rechteck)
           end;
```

C:
```
typedef union {Kreis k; Rechteck r} Geo;
```

4. Funktion: `IntOprSig = int × int -> int`

Pascal: Funktionen nicht allgemein als Daten, nur als Parameter ohne Angabe der Signatur

C:
```
typedef int IntOprSig(int,int);
```

5. Potenzmenge: `Mischfarbe = P ( Farbe )`

Pascal:
```
type Mischfarbe = set of farbe;
```

C:
```
typedef unsigned Mischfarbe;
```

Kombination von Typen

Die Grundkonzepte zur Typkonstruktion sind prinzipiell **beliebig kombinierbar**,
z. B. Kreise oder Rechtecke zusammengefasst zu 2-dimensionalen geometrischen Figuren:

```
Koord2D = float × float
Form = {istKreis, istRechteck}
Figur = Koord2D ×    Form ×    (float | float ×float)
```

Position Kennzeichen Radius Kantenlängen

z. B. Signatur einer Funktion zur Berechnung von Nullstellen einer als Parameter gegebenen Funktion:

```
(float -> float) ×float × float -> P (float)
```

Funktion Bereich Menge der Nullstellen

Rekursive Definition von Typen

Wertemengen können auch **rekursiv definiert** werden:
z. B. ein Typ für **lineare Listen** rekursiv definiert durch Paare:

```
IntList = int × IntList | {nil}
```

{nil} ist eine einelementige Wertemenge. **nil** repräsentiert hier die leere Liste.

Werte des Typs sind z. B.

```
nil, (1,nil), (2,nil),...,(1,(1,nil)), (8,(9,(4,nil))), ...
```

Entsprechend für Bäume:

```
IntTree = IntTree ×int ×IntTree | {TreeNil}
```

Eine rekursive Typdefinition ohne nicht-rekursive Alternative ist so nicht sinnvoll, da keine Werte gebildet werden können:

```
X = int × X
```

In funktionalen Sprachen können Typen direkt so rekursiv definiert werden, z. B. in SML:

```
datatype IntList = cons of (int × IntList) | IntNil;
```

In imperativen Sprachen werden rekursive Typen mit Verbunden (struct) implementiert, die Verbundkomponenten mit Stellen als Werte (Pointer) enthalten, z. B. in C:

```
typedef struct _IntElem  *IntList;
typedef struct _IntElem { int head; IntList tail;} IntElem;
```

Parametrisierte Typen

Parametrisierte Typen (Polytypen):
Typangaben mit **formalen Parametern, die für Typen** stehen.

Man erhält aus einem Polytyp einen konkreten Typ durch **konsistentes Einsetzen eines beliebigen Typs** für jeden Typparameter.

Ein Polytyp beschreibt die **Typabstraktion**, die allen daraus erzeugbaren konkreten Typen gemeinsam ist.

Beispiele in SML-Notation mit **`'a, 'b`**, ... für Typparameter:

Polytyp	gemeinsame Eigenschaften	konkrete Typen dazu
`'a` × **`'b`**	Paar mit Komponenten **beliebigen** Typs	**`int`** × **`float`** **`int`** × **`int`**
`'a` × **`'a`**	Paar mit Komponenten **gleichen** Typs	**`int`** × **`int`** **`(int->float)`** × **`(int->float)`**
`'a list = 'a` × **`'a list	{nil}`**	homogene, lineare Listen	**`int list`** **`float list`** **`(int`** × **`int) list`**

Verwendung z. B. in **Typabstraktionen** und in **polymorphen Funktionen** (GPS-5-9a)
In SML werden konkrete Typen zu parametrisierten Typen statisch bestimmt und geprüft.

Polymorphe Funktionen

(Parametrisch) **polymorphe Funktion**:
eine Funktion, deren **Signatur ein Polytyp** ist, d. h. Typparameter enthält.

Die Funktion ist auf Werte eines jeden konkreten Typs zu der Signatur anwendbar.
D. h. sie muss unabhängig von den einzusetzenden Typen sein;

Beispiele:
eine Funktion, die die Länge einer beliebigen homogenen Liste bestimmt:

```
fun length l = if null l then 0 else 1 + length (tl l);
```

polymorphe Signatur: **`'a list -> int`**

Aufrufe: **`length ([1, 2, 3]); length ([(1, true), (2, true)]);`**

eine Funktion, die aus einer Liste durch elementweise Abbildung eine neue Liste erzeugt:

```
fun map (f, l) = ...
```

polymorphe Signatur: **`(('a -> 'b) × 'a list) -> 'b list`**

Aufruf: **`map (even, [1, 2, 3])`** liefert **`[false, true, false]`**

```
        int->bool,int list      bool list
```

Generische Definitionen

Eine **Generische Definition** hat **formale generische Parameter.**
Sie ist eine **abstrakte Definition einer Klasse** oder eines Interfaces.
Für jeden generischen Parameter kann ein **Typ eingesetzt** werden.
(Er kann auf Untertypen eines angegebenen Typs eingeschränkt werden.)

Beispiel in Java:
Generische Definition einer Klasse **`Stack`** mit generischem Parameter für den Elementtyp

```
class Stack<Elem>
{  private Elem [] store ;
   void push (Elem el) {... store[top]= el;...}
   ...
};
```

Eine **generische Definition wird instanziiert** durch Einsetzen von **aktuellen generischen Parametern**. Dadurch entsteht zur Übersetzungszeit eine Klassendefinition. Z. B.

```
Stack<Float> taschenRechner = new Stack<Float>();
Stack<Frame> windowMgr = new Stack<Frame>();
```

Generische Instanziierung kann im Prinzip durch **Textersetzung** erklärt werden: Kopieren der generischen Definition mit Einsetzen der generischen Parameter im Programmtext.

Der Java-Übersetzer erzeugt für jede generische Definition eine Klasse im ByteCode, in der **`Object`** für die generischen Typparameter verwendet wird. Er setzt Laufzeitprüfungen ein, um zu prüfen, dass die ursprünglich generischen Typen korrekt verwendet wurden.

Generische Definitionen in C++

Generische Definitionen wurden in Ada und C++ schon früher als in Java eingeführt.
Außer Klassen können auch Module (Ada) und Funktionen generisch definiert werden.
Formale generische Parameter stehen für beliebige Typen, Funktionen oder Konstante.
(Einschränkungen können nicht formuliert werden.)

Beispiel in C++:
Generische Definition einer Klasse **`Stack`** mit generischem Parameter für den Elementtyp

```
template <class Elem>
   class Stack
   {  private Elem store [size];
      void push (Elem el) {... store[top]=el;...}
      ...
   };
```

Eine **generische Definition wird instanziiert** durch Einsetzen von **aktuellen generischen Parametern**. Dadurch entsteht Übersetzungszeit eine Klassen-, Modul- oder Funktionsdefinition.

```
Stack<float>* taschenRechner = new Stack<float>();
Stack<Frame>* windowMgr = new Stack<Frame>();
```

Auch **Grundtypen** wie **`int`** und **`float`** können als aktuelle generische Parameter eingesetzt werden.

Nutzen generischer Definitionen

Typische Anwendungen:

homogene Behälter-Typen, d. h. alle Elemente haben denselben Typ:
Liste, Keller, Schlange, ...
generischer Parameter ist der Elementtyp (und ggf. die Kapazität des Behälters)

Algorithmen-Schemata: Sortieren, Suchen, etc.
generischer Parameter ist der Elementtyp mit Vergleichsfunktion

Generik sichert statische Typisierung trotz verschiedener Typen der Instanzen!
Übersetzer kann Typkonsistenz garantieren, z. B. Homogenität der Behälter

Java hat **generische Definitionen** erst seit Version 1.5
Behälter-Typen programmierte man vorher mit **`Object`** als Elementtyp,
dabei ist **Homogenität nicht garantiert**

Generische Definitionen gibt es z. B. in C++, Ada, Eiffel, Java ab 1.5

Generische Definitionen sind **überflüssig in dynamisch typisierten Sprachen** wie Smalltalk

5.2 Datentypen in Programmiersprachen
Typen mit einfachen Wertemengen (1)

a. Ausschnitte aus den **ganzen Zahlen** mit arithmetischen Operationen
unterschiedlich große Ausschnitte: Java: **`byte`**, **`short`**, **`int`**, **`long`**;
C, C++: **`short, int, long int, unsigned`**; Modula-2: **`INTEGER`** und **`CARDINAL`**

b. **Wahrheitswerte** mit logischen Operationen
Pascal, Java: **`boolean`** = (**`false, true`**);
in C: durch **`int`** repräsentiert; **`0`** repräsentiert **false**, alle anderen Werte **true**

Kurzauswertung logischer Operatoren in C, C++, Java, Ada:
Operanden von links nach rechts auswerten bis das Ergebnis feststeht:

```
a && b || c      i >= 0 && a[i] != x
```

c. **Zeichen eines Zeichensatzes** mit Vergleichen, z. B. **`char`**

d. **Aufzählungstypen** (enumeration)

Pascal:	**`Farbe = (rot, blau, gelb)`**
C:	**`typedef enum {rot, blau, gelb} Farbe;`**
Java:	**`enum farbe {rot, blau, gelb}`**

Die Typen (a) bis (d) werden auf ganze Zahlen abgebildet (ordinal types) und können deshalb auch exakt verglichen, zur Indizierung und in Fallunterscheidungen verwendet werden.

Typen mit einfachen Wertemengen (2)

e. Teilmenge der **rationalen Zahlen** in Gleitpunkt-Darstellung (floating point), z. B. `float`, mit arithmetischen Operationen,
Gleitpunkt-Darstellung:
Tripel (s, m, e) mit Vorzeichen s, Mantisse m, Exponent e zur Basis b = 2;
Wert der Gleitpunktzahl: $x = s * m * b^e$

f. Teilmenge der **komplexen Zahlen** mit arithmetischen Operationen z. B. in FORTRAN

g. **Ausschnittstypen** (subrange)
in Pascal aus (a) bis (d): `Range = 1..100`;
in Ada auch aus (e) mit Größen- und Genauigkeitsangaben

Zur Notation von Werten der Grundtypen sind **Literale** definiert:
z. B. `127, true, '?', 3.71E-5`

Verbunde

Kartesisches Produkt: $D = D_1 \times D_2 \times ... \times D_n$ mit beliebigen Typen D_i; **n-Tupel**

Verbundtypen in verschiedenen Sprachen:

SML: `type Datum = int * int * int;`

Pascal, Modula-2, Ada:
```
type Datum = record tag, monat, jahr: integer; end;
```

C, C++: `typedef struct {int tag, monat, jahr;} Datum;`

Selektoren zur Benennung von **Verbundkomponenten:**
```
Datum heute = {27, 6, 2006};
heute.monat oder monat of heute
```

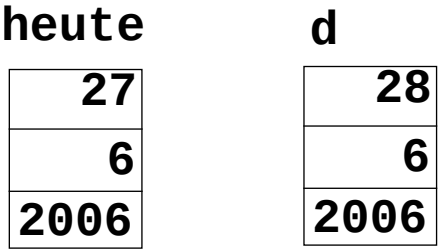
Operationen:
meist nur Zuweisung; komponentenweise Vergleiche (SML) sehr aufwändig

Notation für Verbundwerte:
in **Algol-68**, **SML**, **Ada** als Tupel**:** `heute := (27, 6, 2006);`
in **C** nur für Initialisierungen: `Datum heute = {27, 6, 2006};`
in **Pascal**, **Modula-2 keine** Notation für Verbundwerte
sehr lästig, da Hilfsvariable und komponentenweise Zuweisungen benötigt werden
```
Datum d; d.tag:=27; d.monat:=6; d.Jahr:=2006; pruefeDatum (d);
```
statt `pruefeDatum ((27, 6, 2006));`

Vergleich: Verbundwerte - Objekte

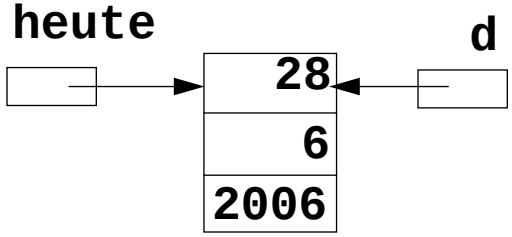
Verbundtypen in C, C++:

```
typedef struct {int tag, monat, jahr;} Datum;
Datum heute = {27, 6, 2006};
Datum d = heute; d.tag += 1;
```



Klassen in objekt-orientierten Sprachen wie Java, C++:

```
class Datum {int tag, monat, jahr;}
Datum heute = new Datum (27, 6, 2006);
Datum d = heute; d.tag += 1;
```



Vergleich

Werte von Typen	**Objekte von Klassen**
habe **keine Identität**	haben **Identität** (**Referenz**, Speicherstelle)
werden z. B. **in Variablen gespeichert**	haben **eigenen Speicher**
Werte haben **keinen veränderlichen Zustand**	können **veränderlichen Zustand** haben
beliebig **kopierbar**	werden **nicht kopiert, sondern geklont**
2 Werte sind gleich, wenn ihre Komponenten gleich sind, auch wenn die Werte an verschiedenen Stellen gespeichert sind	**2 Objekte sind immer verschieden**, auch wenn ihre Instanzvariablen paarweise gleiche Werte haben.

Vereinigung (undiscriminated union)

Allgemeines Konzept: **Vereinigung von Wertebereichen: $D = D_1 \mid D_2 \mid ... \mid D_n$**
Ein Wert vom Typ D_i ist auch ein Wert vom allgemeineren Typ D.
Variable vom Typ D können einen Wert jedes der vereinigten Typen D_i aufnehmen.

Problem: Welche Operationen sind auf den Inhalt solch einer Variable sicher anwendbar?

1. undiscriminated union: $D = D_1 \mid D_2 \mid ... \mid D_n$

z. B. zwei Varianten der Darstellung von Kalenderdaten, als Tripel vom Typ `Datum` oder als Nummer des Tages bezogen auf einen Referenztag, z. B.

union-Typ in C:

```
typedef union {Datum KalTag; int TagNr;} uDaten;
uDaten h;
```

Varianten-Record in Pascal:

```
type uDaten = record case boolean of
                true:  (KalTag: Datum);
                false: (TagNr: integer);
              end;
var h: uDAten;
```

Durch den **Zugriff** wird ein Wert vom Typ D als Wert vom Typ D_i interpretiert; unsicher!
z. B. **`h.TagNr = 4342;`** oder **`t = h.KalTag.tag;`**

Speicher wird für die größte Alternative angelegt und für kleinere Alternativen ggf. nicht genutzt.

Vereinigung (discriminated union)

Allgemeines Konzept: **Vereinigung von Wertebereichen: $D = D_1 \mid D_2 \mid ... \mid D_n$** (wie auf 5.14)
Problem: Welche Operationen sind auf den Inhalt solch einer Variable sicher anwendbar?

2. discriminated union: $D = T \times (D_1 \mid D_2 \mid ... \mid D_n)$ mit $T = \{t_1, t_2, ... , t_n\}$
Unterscheidungskomponente vom Typ T (**tag field**) ist Teil des Wertes und kennzeichnet **Zugehörigkeit zu einem D_i**; z. B.

SML (implizite Unterscheidungskomponente)**:**

```
datatype Daten = KalTag of Datum | TagNr of int;
```

Pascal, Modula-2, Ada (explizite Unterscheidungskomponente)**:**

```
type uDaten = record case IstKalTag: boolean of
  true:  (KalTag: Datum);
  false: (TagNr: integer);
end;
```

Sichere Zugriffe durch Prüfung des Wertes der Unterscheidungskomponente oder Fallunterscheidung darüber.

Gleiches Prinzip in objekt-orientierten Sprachen (implizite Unterscheidungskomponente):
allgemeine Oberklasse mit speziellen Unterklassen

```
class Daten { ... }
class Datum extends Daten {int tag, monat, jahr;}
class TagNum extends Daten {int TagNr;}
```

Reihungen (Arrays)

Abbildung des Indextyps auf den Elementtyp: D = I -> E
oder kartesisches Produkt mit fester Anzahl Komponenten $D = E \times E \times ... \times E$

in **Pascal**-Notation: `type D = array [ I ] of E`

Indexgrenzen, alternative Konzepte:

statische Eigenschaft des Typs (**Pascal**):	`array [0..9] of integer;`
statische Eigenschaft der Reihungsvariablen (**C**):	`int a[10];`
dynamische Eigenschaft des Typs (**Ada**):	`array (0..m*n) of float;`
dynamisch, bei Bildung von Werten, Objekten (**Java**)	`int[] a = new int[m*n];`

Mehrstufige Reihungen: Elementtyp ist Reihungstyp:

`array [ I1 ] of array [ I2 ] of E` kurz: `array [ I1, I2 ] of E`
zeilenweise Zusammenfassung in fast allen Sprachen; nur in FORTRAN spaltenweise

Operationen:

Zuweisung, Indizierung als Zugriffsfunktion: `x[i]` `y[i][j]` `y[i,j]`
in C, C++, FORTRAN ohne Prüfung des Index gegen die Grenzen

Notation für Reihungswerte in Ausdrücken: (fehlen in vielen Sprachen; vgl. Verbunde)

Algol-68:
```
a := (2, 0, 0, 3, 0, 0);
```
Ada:
```
a := ( 2 | 4 => 3, others => 0);
```
C:
```
int a[6] = {2, 0, 0, 3, 0, 0};
```
nur in Initialisierungen

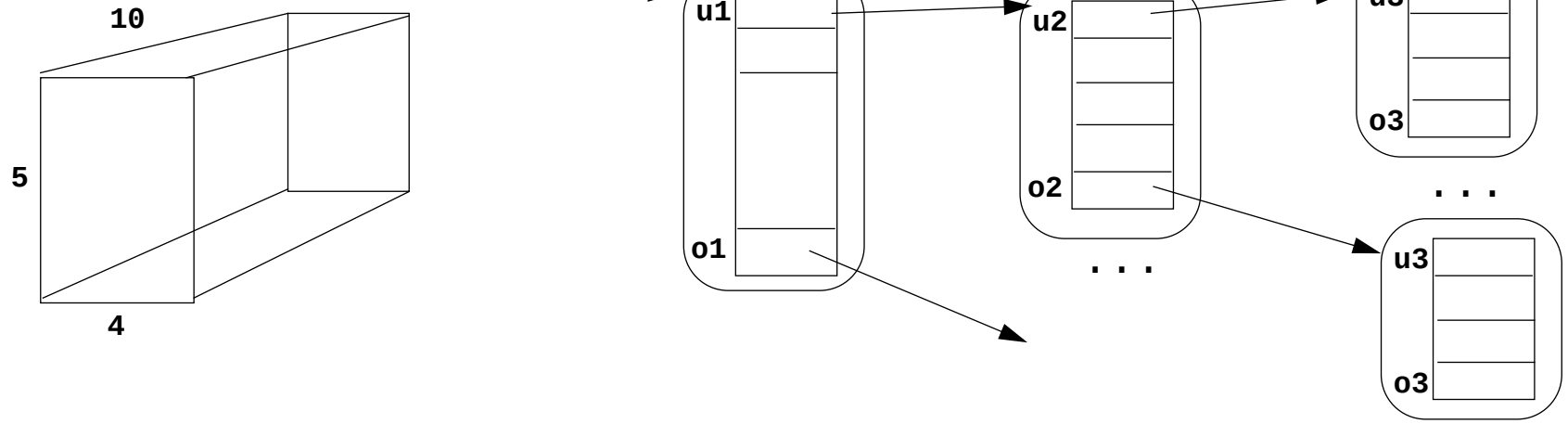
Java:
```
int[] a = {2, 0, 0, 3, 0, 0};
a = new int [] {2, 0, 0, 3, 0, 0};
```
Pascal: keine

Speicherung von Arrays durch Pointer-Bäume

Ein n-dimensionales Array mit explizit gegebenen Unter- und Obergrenzen (Pascal-Notation):

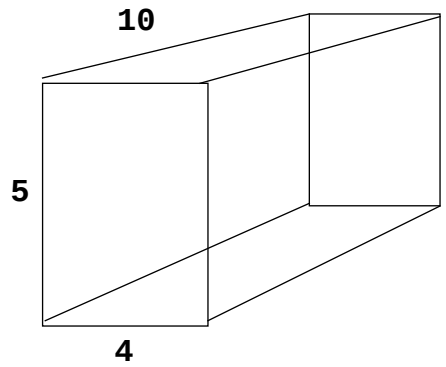
```
a: array[u1..o1, u2..o2, ..., un..on] of real;
```

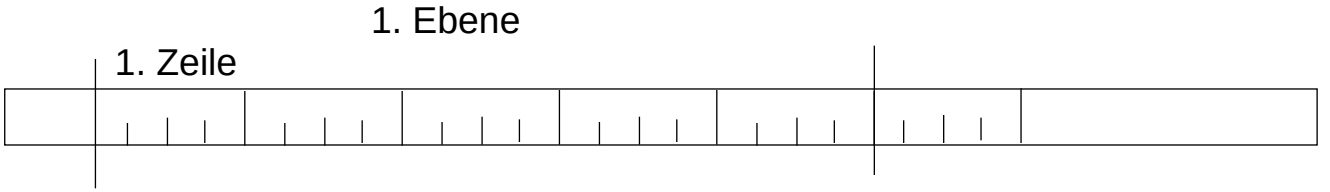
wird z. B. in **Java** als **Baum von linearen Arrays** gespeichert
n-1 Ebenen von Pointer-Arrays und Daten Arrays auf der n-ten Ebene



Jedes einzelne Array kann separat, dynamisch, gestreut im Speicher angelegt werden; nicht alle Teil-Arrays müssen sofort angelegt werden

Linearisierte Speicherung von Arrays





zeilenweise Linearisierung eines n-stufigen Arrays (z. B. in Pascal):

```
a: array[u1..o1, u2..o2, ..., un..on] of real;
```

abgebildet auf linearen Speicher, z. B. Byte-Array **`store`** ab Index **`anf`**:

```
store[anf] ... store[anf + anz * es - 1]
```

mit Anzahl der Elemente **`anz = sp1 * sp2 * ... * spn`**

i-te Indexspanne **`spi = oi - ui + 1`**

Elementgröße in Bytes **`es`**

Indexabbildung: **`a[i1, i2, ..., in]`** entspricht **`store[k]`** mit

```
k = anf +  (i1-u1)*sp2*sp3*...*spn*es +
           (i2-u2)*    sp3*...*spn*es +...+
           (in-un)*                   es
= (...(i1*sp2 + i2)*sp3 + i3)* ...+ in)*es +
```

konstanter Term

Funktionen

Typ einer Funktion ist ihre Signatur: D = P -> R mit Parametertyp P, Ergebnistyp R
mehrere Parameter entspricht Parametertupel $P = P_1 \times ... \times P_n$,
kein Parameter oder Ergebnis: P bzw. R ist leerer Typ (`void` in Java, C, C++; `unit` in SML)

Funktion **höherer Ordnung (Higher Order Function):**
Funktion mit einer Funktion als Parameter oder Ergebnis, z. B. `(int×(int->int))->int`

Operationen: Aufruf

Funktionen in imperativen Sprachen: nicht als Ausdruck, nur als Deklaration

Funktionen als Parameter in den meisten Sprachen.
Geschachtelte Funktionen in Pascal, Modula-2, Ada - nicht in C.
Globale **Funktionen als Funktionsergebnis** und **als Daten** in C und Modula-2.
Diese Einschränkungen garantieren die **Laufzeitkeller-Disziplin**:
Beim Aufruf müssen alle statischen Vorgänger noch auf dem Laufzeitkeller sein.

Funktionen in funktionalen Sprachen:
uneingeschränkte Verwendung auch als Datenobjekte;
Aufrufschachteln bleiben solange erhalten, wie sie gebraucht werden

Notation für eine Funktion als Wert: Lambda-Ausdruck, meist nur in funktionalen Sprachen:

SML: `fn a => 2 * a`

Algol-68: `(int a) int: 2 * a`

Beispiel für Verletzung der Laufzeitkeller-Disziplin

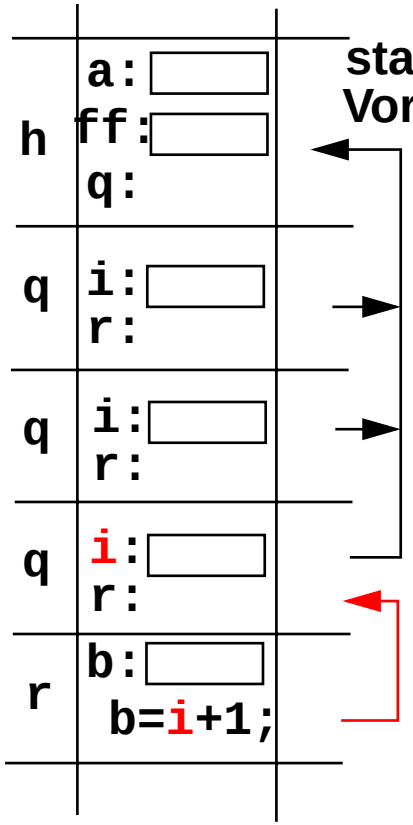
In imperativen Sprachen ist die Verwendung von Funktionen so eingeschränkt, dass bei Aufruf einer Funktion die Umgebung des Aufrufes (d. h. alle statischen Vorgänger-Schachteln) noch auf dem Laufzeitkeller liegen.
Es darf z. B. nicht eine eingeschachtelte Funktion an eine globale Variable zugewiesen und dann aufgerufen werden (vgl. GPS-4.6):

Programm mit geschachtelten Funktionen

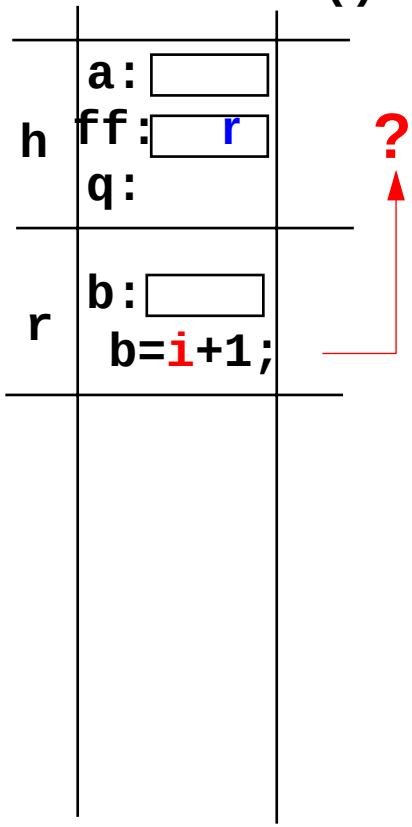
```
h   float a;
    fct ff;

      q
          int i;

            r
              int b;
              b=i+1;

          if(..) q();
          r();
          ff = r;
    q();
    ff();
```

Laufzeitkeller

bei 1. Aufruf von r



bei letztem Aufruf von r über ff()



Mengen

Wertebereich ist die **Potenzmenge:** **D = P (D_e)** oder
Menge der charakteristischen Funktionen **D = D_e -> bool** mit Elementtyp D_e
D_e muss meist einfach, geordnet und von beschränkter Kardinalität sein.
(Allgemeine Mengentypen z. B. in der Spezifikationssprache **SETL**.)

Operationen: Mengenoperationen und Vergleiche

z. B. **in Pascal**:

```
var m, m1, m2: set of 0..15;
e in m      m1 + m2        m1 * m2     m1 - m2
```

Notation für Mengenwerte: in Pascal: `[1, 3, 5]`

Effiziente Implementierung durch **Bit-Vektor** (charakteristische Funktion):
`array [`D_e`] of boolean`
mit logischen Operationen auf Speicherworten als Mengenoperationen.

in Modula-2: vordefinierter Typ
`BITSET = SET OF [0..l-1]` mit `l` Bits im Speicherwort.

in C:
kein Mengentyp, aber logische Operationen `|, &, ~, ^`
auf Bitmustern vom Typ **`unsigned`**.

Stellen (Referenzen, Pointer)

Wertebereich **`D = S`$_{W}$ `| {nil}`**

`S`$_{W}$: Speicherstellen, die Werte eines Typs `W` aufnehmen können.

`nil` eindeutige Referenz, verschieden von allen Speicherstellen

Operationen: Zuweisung, Identitätsvergleich, Inhalt

Wertnotation und Konstruktor:

a. Stelle einer deklarierten **Variable**, z. B. in C: `int i; int *p = &i;`

b. Stelle eines dynamisch generierten Objektes als Ergebnis eines **Konstruktoraufrufs**, z. B. in Java `Circles cir = new Circles (0, 0, 1.0);`

Stellen als Datenobjekte werden nur in **imperativen Sprachen** benötigt!

Sprachen **ohne Zuweisungen** brauchen nicht zwischen einer Stelle und ihrem Inhalt zu unterscheiden ("**referentielle Transparenz"**)

Objekte in objektorientierten Sprachen haben eine **Stelle**.
Sie bestimmt die Identität des Objektes.

Zusammenfassung zum Kapitel 5

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 5 sollen Sie nun Folgendes können:

5.1 Allgemeine Begriffe zu Datentypen

- Typeigenschaften von Programmiersprachen verstehen und mit treffenden Begriffen korrekt beschreiben
- Mit den abstrakten Konzepten beliebig strukturierte Typen entwerfen
- Parametrisierung und generische Definition von Typen unterscheiden und anwenden

5.2 Datentypen in Programmiersprachen

- Ausprägungen der abstrakten Typkonzepte in den Typen von Programmiersprachen erkennen
- Die Begriffe Klassen, Typen, Objekte, Werte sicher und korrekt verwenden
- Die Vorkommen von Typkonzepten in wichtigen Programmiersprachen kennen
- Speicherung von Reihungen verstehen

6. Funktionen, Parameterübergabe

Themen dieses Kapitels:

- Begriffe zu Funktionen und Aufrufen
- Parameterübergabearten
  call-by-value, call-by-reference, call-by-value-and-result
  in verschiedenen Sprachen

Begriffe zu Funktionen und Aufrufen

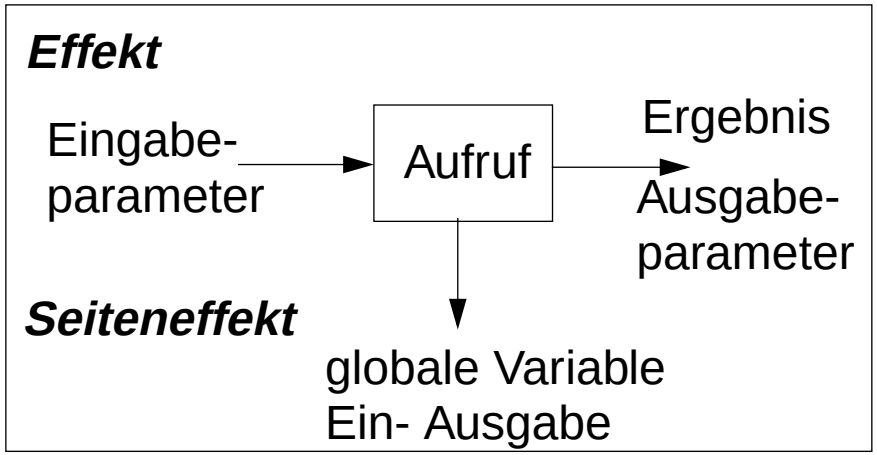
Funktionen sind Abstraktionen von Rechenvorschriften.

Funktionen, die kein Ergebnis liefern, nennt man auch **Prozeduren**.

In objektorientierten Sprachen nennt man Funktionen auch **Methoden**.

Effekte eines Funktionsaufrufes:

Berechnung des **Funktionsergebnis** und ggf. der **Ausgabeparameter** aus den **Eingabeparametern**.



Seiteneffekte:

globale Variable schreiben,
Ein- und Ausgabe

Formale Parameter (FP): Namen für Parameter in der Funktionsdefinition.
Aktuelle Parameter (AP): Ausdrücke im Aufruf, deren Werte oder Stellen übergeben werden.

```
int Sqr (int i) { return i*i; }     Sqr (x+y)
```

Verschiedene Arten der Parameterübergabe:

call-by-value, call-by-reference, call-by-result, call-by-value-and-result, (call-by-name)

Ausführung eines Funktionsaufrufes

Das Prinzip der Funktionsaufrufe ist in fast allen Sprachen gleich:

Ein Aufruf der Form `Funktionsausdruck (aktuelle Parmeter)`

wird in **3 Schritten** ausgeführt

1. **Funktionsausdruck auswerten**, liefert eine Funktion
2. **Aktuelle Parameter** auswerten und **an formale Parameter der Funktion binden** nach den speziellen Regeln der Parameterübergabe; Schachtel auf dem Laufzeitkeller bilden.
3. Mit diesen Bindungen den **Rumpf der Funktion ausführen** und ggf. das Ergebnis des Aufrufes berechnen; Schachtel vom Laufzeitkeller entfernen.

Beispiel:

```
z =  a[i].next.m   (x*y, b[j])
```

1. liefert Funktion
2. liefert zwei AP-Werte, werden an FP gebunden
3. Ausführung des Funktionsrumpfes liefert ein Ergebnis

Beispiel zur Parameterübergabe

```
program
   i: integer;
   a: array [1..6] of integer;

   procedure p (x: integer, y: integer)
      t: integer;
      begin
         output x, y;          /* 2 formale Param. wie übergeben */
         t := x; x := y; y := t;
         output x, y;          /* 3 formale Param. nach Zuweisungen */
         output i, a[i];       /* 4 globale Variable der akt. Param.*/
      end;

begin
   i:= 3; a[3] := 6; a[6] := 10;
   output i, a[3];             /* 1 aktuelle Param. vor Aufruf */
   p (i, a[i]);
   output i, a[3];             /* 5 aktuelle Param. nach Aufruf */
end
```

Call-by-value

Der **formale Parameter ist eine lokale Variable**, die **mit dem Wert des aktuellen Parameters initialisiert** wird.

Zuweisungen im Funktionsrumpf haben keine Wirkung auf die aktuellen Parameter eines Aufrufes.

Die **Werte der aktuellen Parameter** werden in die Parametervariablen **kopiert**.

Sprachen: fast alle Sprachen, z. B. Java, C, C++, Pascal, Modula-2, Ada, FORTRAN

Variante **call-by-strict-value:**
Der formale Parameter ist ein Name für den Wert des aktuellen Parameters.

Zuweisungen im Funktionsrumpf an formale Parameter sind nicht möglich.

Implementierung:

a. wie call-by-value und Zuweisungen durch Übersetzer verbieten

b. wie call-by-reference und Zuweisungen durch Übersetzer verbieten; erspart Kopieren

Sprachen: Algol-68, funktionale Sprachen

Call-by-reference

Der **formale Parameter** ist ein **Name für die Stelle des aktuellen Parameters**. Sie wird zum Zeitpunkt des Aufrufs bestimmt.

geeignet für Eingabe- und Ausgabeparameter (**transient**)
Der **aktuelle Parameter muss eine Stelle haben**: unzulässig: `h (5)` oder `h (i+1)`
Stelle des Elementes `a[i]` wird bei Beginn des Aufrufes bestimmt: `h (a[i])`
Jede **Operation mit dem formalen Parameter wirkt sofort auf den aktuellen Parameter**.

Aliasing: Mehrere Namen für dieselbe Variable (aktueller und formaler Parameter)

Vorsicht bei mehreren gleichen aktuellen Parametern! `g (x, x)`

I**mplementierung:**
Der formale Parameter wird eine Referenzvariable. Sie wird bei einem Aufruf initialisiert mit der Stelle des aktuellen Parameters. Bei jedem Zugriff wird einmal zusätzlich dereferenziert.

Sprachen: Pascal, Modula-2, FORTRAN, C++

Call-by-result

Der formale Parameter ist eine **lokale, nicht initialisierte Variable**. Ihr Wert wird **nach erfolgreichem Abarbeiten des Aufrufes an die Stelle des aktuellen Parameters zugewiesen**. Die Stelle des aktuellen Parameters wird beim Aufruf bestimmt.

Geeignet als **Ausgabeparameter**.

Die Wirkung auf den aktuellen Parameter tritt erst beim Abschluss des Aufrufs ein.

Aktueller Parameter muss eine Stelle haben.

Kopieren erforderlich.

Sprachen: Ada (`out`-Parameter)

Call-by-value-and-result

Der formale Parameter ist eine **lokale Variable, die mit dem Wert des aktuellen Parameters initialisiert wird**. Ihr Wert wird nach erfolgreichem Abarbeiten des Aufrufes an die Stelle des aktuellen Parameters zugewiesen. Die Stelle des aktuellen Parameters wird beim Aufruf bestimmt.

Geeignet als Ein- und Ausgabeparameter (**transient**);

Die Wirkung auf den aktuellen Parameter tritt erst beim Abschluss des Aufrufs ein.
Aktueller Parameter muss eine Stelle haben.
Zweimal Kopieren erforderlich.

Sprachen: Ada (`in out`-Parameter)

Parameterübergabe in verschiedenen Sprachen

Java: nur call-by-value (auch Objektreferenzen werden call-by-value übergeben)

Pascal, Modula-2, C++ wahlweise call-by-value, call-by-reference

C#: wahlweise call-by-value, call-by-reference, call-by-result

C: nur call-by-value;
call-by-reference kann simuliert werden durch die Übergabe von Stellen:

```
void p (int i, int *a) { ... *a = 42; ... }  int x;   p (5, &x);
```

Ada: wahlweise call-by-value (**`in`**), call-by-result (**`out`**), call-by-value-and-result (**`in out`**).
Bei zusammengesetzten Objekten ist für **`in out`** auch call-by-reference möglich.
Aktuelle Parameter können auch mit den Namen der formalen benannt und dann in beliebiger Reihenfolge angegeben werden: `p (a => y[k], i => 5)`.
Für formale Parameter können default-Werte angegeben werden; dann kann der aktuelle Parameter weggelassen werden.

FORTRAN:
call-by-value, falls an den formalen Parameter nicht zugewiesen wird,
sonst call-by-reference oder call-by-value-and-result (je nach Übersetzer)

Algol-60: call-by-value, call-by-name (ist default!)
Algol-68: call-by-strict-value

funktionale Sprachen: call-by-strict-value oder lazy-evaluation (entspricht call-by-name)

Zusammenfassung zum Kapitel 6

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 6 sollen Sie nun Folgendes können:

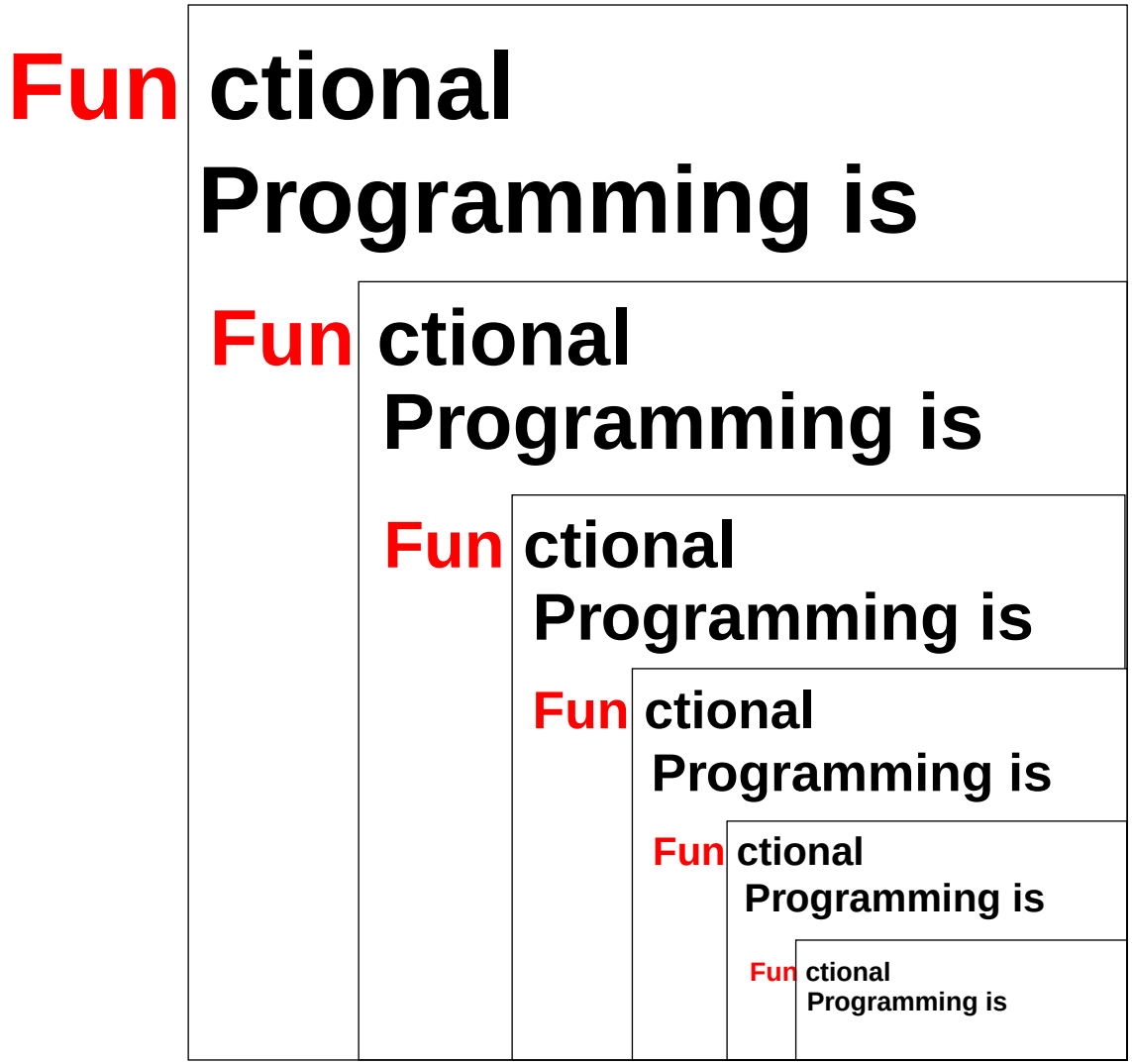
- Funktionen, Aufrufen und Parameterübergabe präzise mit treffenden Begriffen erklären können
- Die Arten der Parameterübergabe unterscheiden und sinnvoll anwenden können
- Die Parameterübergabe wichtiger Sprachen kennen

7. Funktionale Programmierung

Themen dieses Kapitels:

- Grundbegriffe und Notation von SML
- Rekursionsparadigmen: Induktion, Rekursion über Listen
- End-Rekursion und Programmiertechnik „akkumulierender Parameter“
- Berechnungsschemata mit Funktionen als Parameter
- Funktionen als Ergebnis und Programmiertechnik „Currying“

Functional Programming is Fun



Übersicht zur funktionalen Programmierung

Grundkonzepte: Funktionen und Aufrufe, Ausdrücke
keine Variablen, Zuweisungen, Ablaufstrukturen, Seiteneffekte

Elementare Sprachen (pure LISP) brauchen nur wenige Konzepte:
Funktionskonstruktor, bedingter Ausdruck, Literale, Listenkonstruktor und -selektoren,
Definition von Bezeichnern für Werte

Mächtige Programmierkonzepte durch Verwendung von:
rekursiven Funktionen und Datenstrukturen,
Funktionen höherer Ordnung als Berechnungsschemata

Höhere funktionale Sprachen (SML, Haskell):
statische Bindung von Bezeichnern und Typen,
völlig orthogonale, höhere Datentypen, polymorphe Funktionen (Kapitel 6),
modulare Kapselung, effiziente Implementierung

Funktionaler Entwurf:
strukturell denken - nicht in Abläufen und veränderlichen Zuständen,
fokussiert auf **funktionale Eigenschaften** der Problemlösung,
Nähe zur Spezifikation, Verifikation, Transformation

Funktionale Sprachen:
LISP, Scheme, Hope, SML, Haskell, Miranda, ...
früher: Domäne der KI; heute: Grundwissen der Informatik, praktischer Einsatz

Wichtige Sprachkonstrukte von SML: Funktionen

Funktionen können direkt notiert werden, ohne Deklaration und ohne Namen:
Funktionskonstruktor (**lambda-Ausdruck**: Ausdruck, der eine Funktion liefert):

```
fn FormalerParameter => Ausdruck
```

```
fn i => 2 * i
```
Funktion, deren Aufruf das Doppelte ihres Parameters liefert

```
fn (a, b) => 2 * a + b
```

Beispiel, unbenannte Funktion als Parameter eines Aufrufes:

```
map (fn i => 2 * i, [1, 2, 3])
```

Funktionen haben **immer einen Parameter**:

statt mehrerer Parameter ein Parameter-Tupel wie (a, b)

`(a, b)` ist ein **Muster** für ein Paar als Parameter

statt keinem Parameter ein leerer Parameter vom Typ **unit**, entspricht **void**

Typangaben sind optional. Trotzdem prüft der Übersetzer streng auf korrekte Typisierung. Er berechnet die Typen aus den benutzten Operationen (**Typinferenz**)

Typangaben sind nötig zur **Unterscheidung von `int` und `real`**

```
fn i : int => i * i
```

Wichtige Sprachkonstrukte von SML: Funktionsaufrufe

allgemeine Form eines Aufrufes: ***Funktionsausdruck Parameterausdruck***

```
Dupl 3
(fn i => 2 * i) 3
```

Klammern können den Funktionsausdruck m it dem aktuellen Parameter zusammenfassen:

```
(fn i => 2 * i) (Dupl 3)
```

Parametertupel werden geklammert:

```
(fn (a, b) => 2 * a + b) (4, 2)
```

Auswertung von Funktionsaufrufen wie in GPS-6-2a beschrieben.

Parameterübergabe: **call-by-strict-value**

Wichtige Sprachkonstrukte von SML: Definitionen

Eine **Definition** bindet den Wert eines Ausdrucks an einen Namen:

```
val four = 4;
val Dupl = fn i => 2 * i;
val Foo = fn i => (i, 2*i);
val x = Dupl four;
```

Eine Definition kann ein **Tupel von Werten** an ein **Tupel von Namen**, sog. ***Muster***, binden: allgemeine Form:

```
val Muster = Ausdruck;
```

```
val (a, b) = Foo 3;
```

Der Aufruf **`Foo 3`** liefert ein Paar von Werten, sie werden gebunden an die Namen **`a`** und **`b`** im Muster für Paare **`(a, b)`**.

Kurzform für Funktionsdefinitionen:

```
fun Name FormalerParameter = Ausdruck;
```

```
fun Dupl i = 2 * i;
fun Fac n = if n <= 1 then 1 else n * Fac (n-1);
```

bedingter Ausdruck: Ergebnis ist der Wert des **`then`**- oder **`else`**-Ausdruckes

Rekursionsparadigma Induktion

Funktionen für induktive Berechnungen sollen schematisch entworfen werden:

Beispiele:

induktive Definitionen:

$$n! = \begin{cases} 1 & \text{für } n <= 1 \\ n*(n-1)! & \text{für } n > 1 \end{cases}$$

$$b^n = \begin{cases} 1.0 & \text{für } n <= 0 \\ b*b^{n-1} & \text{für } n > 0 \end{cases}$$

rekursive Funktionsdefinitionen:

```
fun Fac n =
   if n <= 1
      then 1
      else n * Fac (n-1);

fun Power (n, b) =
   if n <= 0
      then 1.0
      else b * Power (n-1, b);
```

Schema:

`fun F a =` **`if`** Bedingung über **`a`**
`then` nicht-rekursiver Ausdruck über **`a`**
`else` rekursiver Ausdruck über **`F`**("verkleinertes **`a`**")

Induktion - effizientere Rekursion

Induktive Definition und rekursive Funktionen zur Berechnung von Fibonacci-Zahlen:

induktive Definition:

$$\text{Fib}(n) = \begin{cases} 0 & \text{für } n = 0 \\ 1 & \text{für } n = 1 \\ \text{Fib}(n-1)+\text{Fib}(n-2) & \text{für } n > 1 \end{cases}$$

rekursive Funktionsdefinition:

```
fun Fib n =
   if n = 0
      then 0
      else if n = 1
         then 1
         else Fib(n-1)+Fib (n-2);
```

`Fib` effizienter:
Zwischenergebnisse als Parameter, Induktion aufsteigend
(allgemeine Technik siehe „Akkumulierende Parameter“):

```
fun AFib (n, alt, neu) =
     if n = 1 then neu
     else AFib (n-1, neu, alt+neu);

fun Fib n = if n = 0 then 0 else AFib (n, 0, 1);
```

Funktionsdefinition mit Fallunterscheidung

Funktionen können übersichtlicher definiert werden durch

- **Fallunterscheidung** über den Parameter - statt bedingter Ausdruck als Rumpf,
- formuliert durch **Muster**
- **Bezeichner** darin werden **an Teil-Werte des aktuellen Parameters gebunden**

bedingter Ausdruck als Rumpf:

```
fun Fac n =
   if n=1  then 1
           else n * Fac (n-1);

fun Power (n, b) =
   if n = 0
      then 1.0
      else b * Power (n-1, b);
```

Fallunterscheidung mit Mustern:

```
fun  Fac (1) = 1
|    Fac (n) = n * Fac (n-1);

fun  Power (0, b) = 1.0
|    Power (n, b) =
           b * Power (n-1, b);

fun  Fib (0) = 0
|    Fib (1) = 1
|    Fib (n) =
           Fib(n-1) + Fib(n-2);
```

Die Muster werden in der **angegebenen Reihenfolge** gegen den aktuellen Parameter geprüft. Es wird der erste Fall gewählt, dessen Muster trifft. Deshalb muss ein allgemeiner **„catch-all“-Fall am Ende** stehen.

Listen als rekursive Datentypen

Parametrisierter Typ für lineare Listen vordefiniert: (Typparameter **`'a`**; polymorpher Typ)

```
datatype 'a list = nil | :: of ('a * 'a list)
```

definert den 0-stelligen Konstruktor **`nil`** und den 2-stelligen Konstruktor **`::`**

Schreibweisen für Listen:

`x :: xs`	eine Liste mit erstem Element **`x`** und der Restliste **`xs`**
`[1, 2, 3]`	für **`1 :: 2 :: 3 :: nil`**

Nützliche **vordefinierte Funktionen auf Listen**:

`hd l`	erstes Element von `l`
`tl l`	Liste `l` ohne erstes Element
`length l`	Länge von `l`
`null l`	Prädikat: ist **`l`** gleich **`nil`**?
`l1 @ l2`	Liste aus Verkettung von `l1` und `l2`

Funktion, die die Elemente einer Liste addiert:

```
fun Sum l = if null l then 0
                      else (hd l) + Sum (tl l);
```

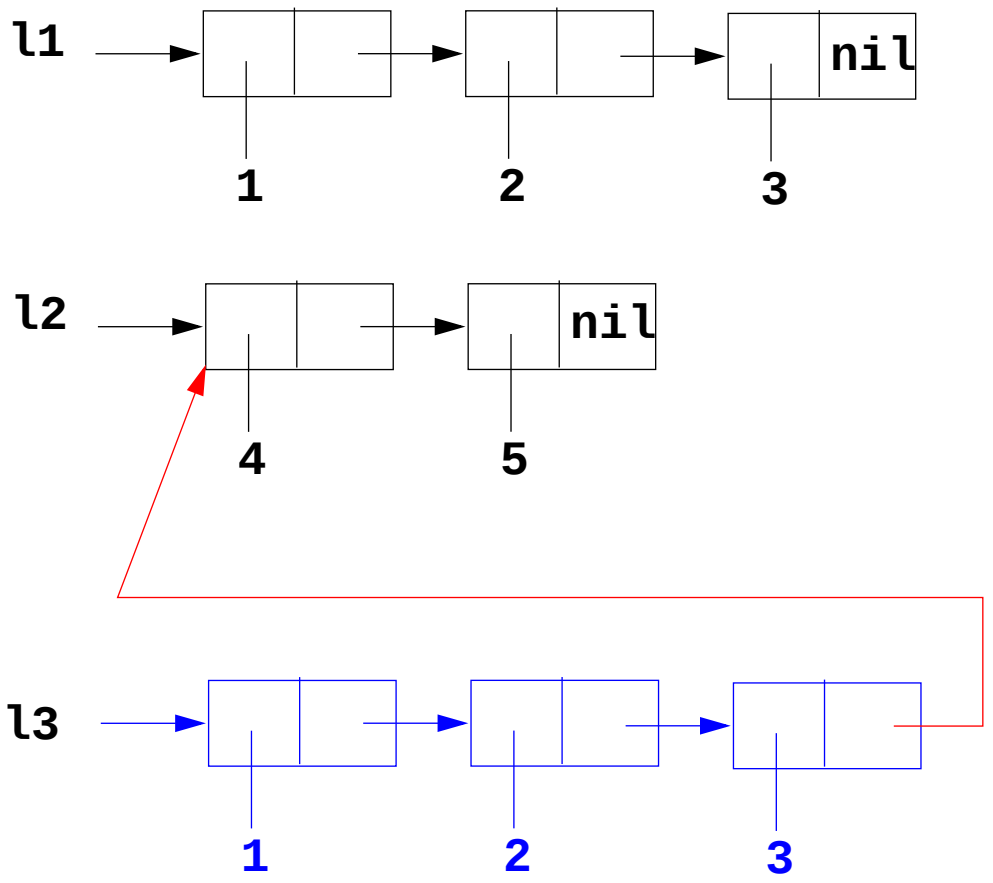
Signatur: **`Sum: int list -> int`**

Konkatenation von Listen

In funktionalen Sprachen werden Werte nie geändert.

Bei der **Konkatenation** zweier Listen wird die **Liste des linken Operands kopiert**.

```
val l1 = [1, 2, 3];
val l2 = [4, 5];
val l3 = l1 @ l2;
```



Einige Funktionen über Listen

Liste `[n,...,1]` erzeugen:

```
fun  MkList 0  = nil
|    Mklist n  = n :: MkList (n-1);
```

Signatur: `MkList: int -> int list`

Fallunterscheidung mit Listenkonstruktoren `nil` und `::` in Mustern:
Summe der Listenelemente:

```
fun Sum (nil)   = 0
|   Sum (h::t)  = h + Sum t;
```

Prädikat: **Ist das Element in der Liste enthalten?:**

```
fun Member (nil, m)= false
|   Member (h::t,m)= if h = m then true else Member (t,m);
```

Polymorphe Signatur: `Member: ('a list * 'a) -> bool`

Liste als Konkatenation zweier Listen berechnen (@-Operator):

```
fun Append (nil, r)= r
|   Append (l, nil)= l
|   Append (h::t, r)= h :: Append (t, r);
```

Die linke Liste wird neu aufgebaut!

Polymorphe Signatur: `Append: ('a list * 'a list) -> 'a list`

Rekursionsschema Listen-Rekursion

lineare Listen sind als **rekursiver Datentyp** definiert:

```
datatype 'a list = nil | :: of ('a * 'a list)
```

Paradigma: Funktionen haben die gleiche Rekursionsstruktur wie der Datentyp:

```
fun F l =   if l=nil   then nicht-rekursiver Ausdruck
                       else Ausdruck über hd l und F(tl l);

fun Sum l = if l=nil   then 0
                       else (hd l) + Sum (tl l);
```

Dasselbe in Kurzschreibweise mit Fallunterscheidung:

```
fun F (nil)     = nicht-rekursiver Ausdruck
|   F (h::t)    =  Ausdruck über h und F t

fun Sum (nil)   = 0
|   Sum (h::t)  = h + Sum t;
```

Einige Funktionen über Bäumen

Parametrisierter Typ für Bäume:

```
datatype 'a tree = node of ('a tree * 'a * 'a tree) | treeNil
```

Paradigma: Funktionen haben die gleiche Rekursionsstruktur wie der Datentyp.

Beispiel: einen Baum spiegeln

```
fun Flip (treeNil)           = treeNil
|   Flip (node (l, v, r))    = node (Flip r, v, Flip l);
```

polymorphe Signatur: `Flip: 'a tree -> 'a tree`

Beispiel: einen Baum auf eine Liste der Knotenwerte abbilden (hier in Infix-Form)

```
fun Flatten (treeNil)         = nil
|   Flatten (node (l, v, r)) = (Flatten l) @ (v :: (Flatten r));
```

polymorphe Signatur: `Flatten: 'a tree -> 'a list`

Präfix-Form: ...

Postfix-Form: ...

End-Rekursion

In einer Funktion `f` heißt ein **Aufruf** von `f` **end-rekursiv**, wenn er (als letzte Operation) das Funktionsergebnis bestimmt, sonst heißt er **zentral-rekursiv**.

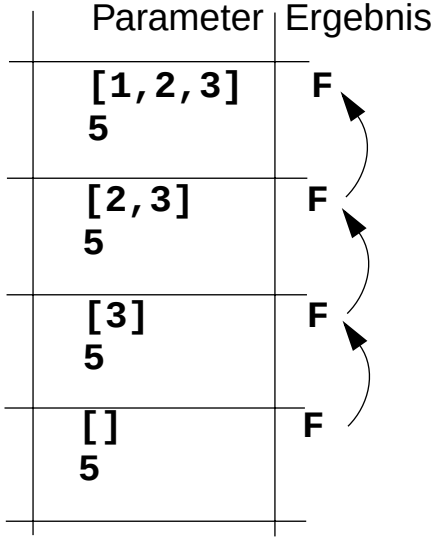
Eine **Funktion** heißt **end-rekursiv**, wenn **alle rekursiven Aufrufe end-rekursiv** sind.

`Member` ist end-rekursiv:

```
fun Member (l, a) =
   if null l then false
   else if (hd l) = a
        then true
        else Member (tl l, a);
```

`Sum` ist zentral-rekursiv:

```
fun Sum (nil)= 0
|   Sum (h::t)= h + (Sum t);
```



Laufzeitkeller für **`Member ([1,2,3], 5)`**

Ergebnis wird durchgereicht -
ohne Operation darauf

End-Rekursion entspricht Schleife

Jede **imperative Schleife** kann in eine **end-rekursive Funktion** transformiert werden.
Allgemeines Schema:

```
while ( p(x) ) {x = r(x);}  return q(x);
fun While x = if p x then While (r x) else q x;
```

Jede **end-rekursive** Funktion kann in eine imperative Form transformiert werden:
Jeder **end-rekursive Aufruf** wird durch einen **Sprung** an den Anfang der Funktion (oder durch eine **Schleife**) ersetzt:

```
fun Member (l, a) =
   if null l then false
   else if (hd l) = a then true else Member (tl l, a);
```

Imperativ in C:

```
int Member (ElemList l, Elem a)
{ Begin:   if (null (l)) return 0 /*false*/;
           else if (hd (l) == a) return 1 /*true*/;
                else { l = tl (l); goto Begin;}
}
```

Gute Übersetzer leisten diese Optimierung automatisch - auch in imperativen Sprachen.

Technik: Akkumulierender Parameter

Unter bestimmten Voraussetzungen können **zentral-rekursive** Funktionen in **end-rekursive** transformiert werden:

Ein **akkumulierender Parameter** führt das bisher berechnete Zwischenergebnis mit durch die Rekursion. Die Berechnungsrichtung wird umgekehrt,

z. B.:Summe der Elemente einer Liste **zentral-rekursiv:**

```
fun Sum (nil)= 0
|   Sum (h::t)= h + (Sum t);
```

Sum [1, 2, 3, 4] berechnet

1 + (2 + (3 + (4 + (0))))

transformiert in end-rekursiv:

```
fun  ASum (nil, a:int)= a
|    ASum (h::t,a)    = ASum (t, a + h);

fun Sum l = ASum (l, 0);
```

ASum ([1, 2, 3, 4], 0) berechnet

((((0 + 1) + 2) + 3) + 4)

Die Verknüpfung (hier +) muß **assoziativ** sein.
Initial wird mit dem **neutralen Element der Verknüpfung** (hier `0`) aufgerufen.

Gleiche Technik bei AFib (GPS-7.5a); dort 2 akkumulierende Parameter.

Liste umkehren mit akkumulierendem Parameter

Liste umkehren:

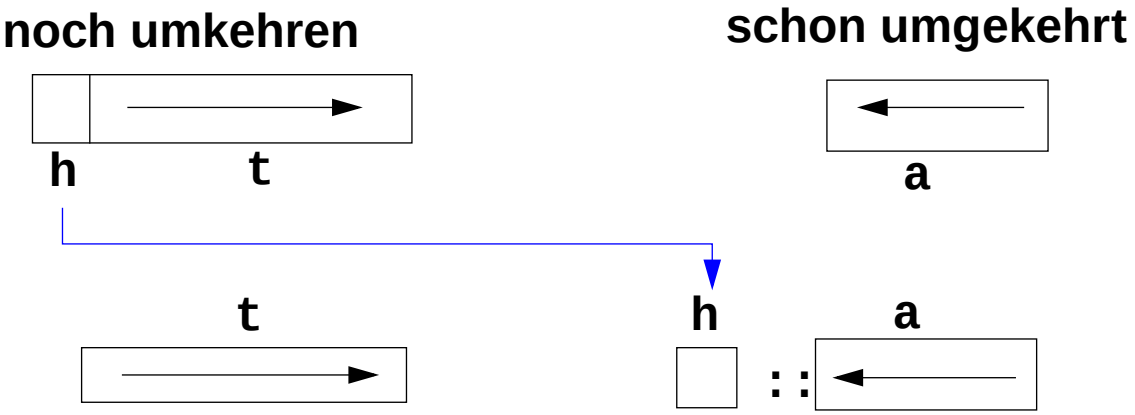
```
fun Reverse (nil)=  nil
|   Reverse (h::t)= Append (Reverse t, h::nil);
```

`Append` dupliziert die linke Liste bei jeder Rekursion von **`Reverse`**,
benötigt also k mal **`::`**, wenn k die Länge der linken Liste ist. Insgesamt benötigt **`Reverse`** wegen der Rekursion (n-1) + (n-2) + ... + 1 mal **`::`**, also Aufwand $O(n^2)$.

Transformation von **`Reverse`** führt zu linearem Aufwand:

```
fun AReverse (nil, a)= a
|   AReverse (h::t,a)= AReverse (t, h::a);
fun Reverse l = AReverse (l, nil);
```

Idee:



Funktionen höherer Ordnung (Parameter): `map`

Berechnungsschemata mit Funktionen als Parameter

Beispiel: eine Liste elementweise transformieren

```
fun  map(f, nil)  = nil
|    map(f, h::t) = (f h) :: map (f, t);
Signatur: map: (('a ->'b) * 'a list) -> 'b list
```

Anwendungen von **`Map`**, z. B.

```
map (fn i => i*2.5, [1.0,2.0,3.0]);
```
Ergebnis: `[2.5, 5.0, 7.5]`

```
map (fn x => (x,x), [1,2,3]);
```
Ergebnis: `[(1,1), (2,2), (3,3)]`

Funktionen höherer Ordnung (Parameter): `foldl`

`foldl` verknüpft Listenelemente von links nach rechts

`foldl` ist mit akkumulierendem Parameter definiert:

```
fun foldl (f, a, nil) = a
|   foldl (f, a, h::t)= foldl (f, f (a, h), t);
Signatur: foldl: (('b * 'a)->'b * 'b * 'a list) -> 'b
```

Für `foldl (f, 0, [1, 2, 3, 4])`
wird berechnet `f(f(f(f(0, 1), 2), 3), 4)`

Anwendungen von `foldl`
assoziative Verknüpfungsfunktion und neutrales Element einsetzen:

```
fun Sum l = foldl (fn (a, h:int) => a+h, 0, l);
```

Verknüpfung: Addition; **`Sum`** addiert Listenelemente

```
fun Reverse l = foldl (fn (a, h) => h::a, nil, l);
```

Verknüpfung: Liste vorne verlängern; **`Reverse`** kehrt Liste um

Polynomberechnung mit `foldl`

Ein **Polynom** $a_n x^n + ... + a_1 x + a_0$ sei durch seine **Koeffizientenliste** $[a_n,...,a_1, a_0]$ dargestellt

Berechnung eines Polynomwertes an der Stelle x nach dem Horner-Schema:

$$(...((0 * x + a_n) * x + a_{n-1}) * x + ... + a_1) * x + a_0$$

Funktion **`Horner`** berechnet den Polynomwert für x nach dem Horner-Schema:

```
fun Horner (koeff, x:real) = foldl (fn(a, h)=>a*x+h, 0.0, koeff);
```

Verknüpfungsfunktion **`fn(a, h)=>a*x+h`** hat freie Variable **`x`**,
sie ist gebunden als Parameter von **`Horner`**

Aufrufe z. B.

```
Horner ([1.0, 2.0, 3.0], 10.0);
Horner ([1.0, 2.0, 3.0], 2.0);
```

Funktionen höherer Ordnung (Ergebnis)

Einfaches Beispiel für **Funktion als Ergebnis**:

```
fun Choice true   = (fn x => x + 1)
|   Choice false  = (fn x => x * 2);
```

Signatur `Choice: bool -> (int -> int)`

Meist sind **freie Variable der Ergebnisfunktion** an Parameterwerte der **konstruierenden Funktion** gebunden:

```
fun Comp (f, g) = fn x => f (g x);
```

Hintereinanderausführung von `g` und `f`

Signatur `Comp:('b->'c * 'a->'b) -> ('a->'c)`

Anwendung: z. B. Bildung einer benannten Funktion `Hoch4`

```
val Hoch4 = Comp (Sqr, Sqr);
```

Currying

Currying: Eine Funktion mit **Parametertupel** wird umgeformt in eine Funktion mit einfachem Parameter und einer **Ergebnisfunktion**; z. B. schrittweise Bindung der Parameter:

	Parametertupel	**Curry-Form**
	`fun Add (x, y:int) = x + y;`	`fun CAdd x = fn y:int => x + y;`
Signatur	`Add: (int * int) -> int`	`CAdd: int -> (int -> int)`

In Aufrufen müssen alle Parameter(komponenten) sofort angegeben werden

```
Add (3, 5)
```

können die Parameter schrittweise gebunden werden:

```
(CAdd 3) 5
```

Auch **rekursiv**:

```
fun CPower n = fn b =>
   if n = 0 then 1.0 else b * CPower (n-1) b;
```

Signatur `CPower: int -> (real -> real)`

Anwendung:

```
val Hoch3 = CPower 3;
```

eine Funktion, die „hoch 3“ berechnet

```
(Hoch3 4)          liefert 64
((CPower 3) 4)     liefert 64
```

Kurzschreibweise für Funktionen in Curry-Form

Langform:

```
fun CPower n = fn b =>
   if n = 0 then 1.0 else b * CPower (n-1) b;
```

Signatur `CPower: int -> (real -> real)`

Kurzschreibweise für Funktion in Curry-Form:

```
fun CPower n b =
   if n = 0 then 1.0 else b * CPower (n-1) b;
```

Funktion **`Horner`** berechnet den Polynomwert für x nach dem Horner-Schema (GPS-7.13), in Tupelform:

```
fun Horner (koeff, x:real) = foldl (fn(a, h)=>a*x+h, 0.0, koeff);
```

Horner-Funktion in Curry-Form:
`CHorner` liefert eine Funktion; die Koeffizientenliste ist darin gebunden:

```
fun CHorner koeff x:real = foldl (fn(a, h)=>a*x+h, 0.0, koeff);
```

Signatur `CHorner: (real list) -> (real -> real)`

```
Aufruf:  val MyPoly = CHorner [1.0, 2.0,3.0];
         ...
         MyPoly 10.0
```

Zusammenfassung zum Kapitel 7

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 7 sollen Sie nun Folgendes können:

- Funktionale Programme unter Verwendung treffender Begriffe präzise erklären
- Funktionen in einfacher Notation von SML lesen und schreiben
- Rekursionsparadigmen Induktion, Rekursion über Listen anwenden
- End-Rekursion erkennen und Programmiertechnik „akkumulierender Parameter“ anwenden
- Berechnungsschemata mit Funktionen als Parameter anwenden
- Programmiertechnik „Currying“ verstehen und anwenden

8. Logische Programmierung

Themen dieses Kapitels:

- Prolog-Notation und kleine Beispiele
- prädikatenlogische Grundlagen
- Interpretationsschema
- Anwendbarkeit von Klauseln, Unifikation
- kleine Anwendungen

Übersicht zur logischen Programmierung

Deklaratives Programmieren:

Problem beschreiben statt Algorithmus implementieren (idealisiert).
Das System findet die Lösung selbst, z. B. Sortieren einer Liste:

```
sort(old, new) <= permute(old, new) ∧ sorted(new)
sorted(list) <= ∀j such that 1 <= j < n: list(j) <= list(j+1)
```

Relationen bzw. Prädikate (statt Funktionen):

```
(a, b)∈ R ⊆ (S x T)
magEssen(hans, salat)
```

Programmkonstrukte entsprechen eingeschränkten **prädikatenlogischen Formeln**

```
∀X,Y,Z: grossMutterVon(X, Z) <= mutterVon(X, Y)∧elternteilVon(Y, Z)
```

Resolution implementiert durch Interpretierer:

Programm ist Menge von PL-Formeln,
Interpretierer sucht Antworten (erfüllende Variablenbelegungen) durch **Backtracking**

```
?-sort([9,4,6,2], X).        Antwort:        X = [2,4,6,9]
```

Datenmodell: strukturierte **Terme mit Variablen** (mathematisch, nicht imperativ);

Bindung von Termen an Variable durch **Unifikation**

Prolog Übersicht

Wichtigste logische Programmiersprache: Prolog (Colmerauer, Roussel, 1971)

Typische Anwendungen: Sprachverarbeitung, Expertensysteme, Datenbank-Management

Ein Programm ist eine **Folge von Klauseln** (Fakten, Regeln, eine Anfrage)
formuliert über Terme.

Fakten

```
mother(mary, jake).
mother(mary, shelley).
father(bill, jake).
```

Regeln

```
parent(X, Y) :- mother(X, Y).
parent(X, Y) :- father(X, Y).
```

Anfrage

```
?- parent(X, jake)
```

Antworten:

```
X = mary
X = bill
```

Ein **Interpretierer** prüft, ob Werte an die Variablen so gebunden werden können, dass die Anfrage mit den gegebenen Prädikaten und Regeln erfüllbar ist (Resolution).

Es wird ein **universelles Suchverfahren (Backtracking)** angewendet (Folie GPS-8-7).

Prolog Sprachkonstrukte: Fakten

Fakten geben Elemente von **n-stelligen Relationen** bzw. **Prädikaten** an, z. B.

```
stern(sonne).
stern(sirius).
```

bedeutet, **`sonne`** und **`sirius`** sind Konstante,
sie erfüllen das Prädikat (die 1-stellige Relation) **`stern`**.

Einige Fakten, die Elemente der 2-stelligen Relation **`umkreist`** angeben:

```
umkreist(jupiter, sonne).
umkreist(erde, sonne).
umkreist(mars, sonne).
umkreist(mond, erde).
umkreist(phobos, mars).
```

Fakten können auch mit Variablen formuliert werden:

```
istGleich(X,X).
```

bedeutet in PL: $\forall$ **`X: istGleich(X,X)`**

Prolog hat **keine Deklarationen**. **Namen** für Prädikate, Konstante und Variablen werden **durch ihre Benutzung eingeführt**.
Namen für Konstante beginnen mit kleinem, für Variable mit großem Buchstaben.

Prolog Sprachkonstrukte: Regeln

Regeln definieren **n-stellige Relationen** bzw. **Prädikate**
durch **Implikationen** (intensional), z. B.

```
planet(B) :- umkreist(B, sonne).
satellit(B) :- umkreist(B, P), planet(P).
```

bedeutet in PL:

$\forall$ **B: planet(B)<= umkreist(B, sonne)**
$\forall$ **B,P: satellit(B) <= umkreist(B, P)** $\wedge$ **planet(P)**

In einer Klausel müssen an alle Vorkommen eines Variablennamen dieselben Werte gebunden sein, z. B. **B/mond** und **P/erde**

Allgemein definiert man eine Relation durch **mehrere Fakten und Regeln**.
sie gelten dann alternativ (oder-Verknüpfung)

```
sonnensystem(sonne).
sonnensystem(B) :- planet(B).
sonnensystem(B) :- satellit(B).
```

Man kann Relationen auch **rekursiv definieren**:

```
sonnensystem(sonne).
sonnensystem(X) :- umkreist(X, Y), sonnensystem(Y).
```

Prolog Sprachkonstrukte: Anfragen

Das Prolog-System überprüft, ob eine **Anfrage mit den Fakten und Regeln** des gegebenen Programms (durch prädikatenlogische Resolution) **als wahr nachgewiesen** werden kann.

Beispiele zu den Fakten und Regeln der vorigen Folien:

	Antwort:
`?- umkreist(erde, sonne).`	**yes**
`?- umkreist(mond, sonne).`	**no**

Eine Anfrage bedeutet in PL

```
?- umkreist(mond, B).
∃B: umkreist(mond, B)
```

Wenn die **Anfrage Variablen** enthält, werden **Belegungen** gesucht, mit denen die Anfrage als wahr nachgewiesen werden kann:

	Antworten:
`?- umkreist(mond, B).`	**B=erde**
`?- umkreist(B, sonne).`	**B=jupiter; B=erde; B=mars**
`?- umkreist(B, jupiter).`	**no** (keine Belegung ableitbar)
`?- satellit(mond).`	**yes**
`?- satellit(S).`	**S=mond; S=phobos**

Notation von Prolog-Programmen

Beliebige Folge von **Klauseln**: **Fakten**, **Regeln** und **Anfragen** (am Ende).
Klauseln mit **Prädikaten** `p(`t_1`, ..., `t_n`)`, Terme t_i

Terme sind beliebig zusammengesetzt aus Literalen, Variablen, Listen, Strukturen.

- **Literale** für Zahlen, Zeichen(reihen) `127 "text" 'a'`
- **Symbole** (erste Buchstabe klein) `hans`
- **Variablen** (erste Buchstabe groß) `X Person`
  unbenannte Variable `_`
- **Listen**-Notation: `[a, b, c]  []`
  erstes Element H, Restliste T `[H | T]` wie `H::T` in SML
- **Strukturen**: `kante(a, b)  a - b  datum(T, M, J)`
  Operatoren `kante, -` werden
  ohne Definition verwendet, nicht „ausgerechnet“

Grundterm: Term ohne Variablen, z. B. `datum(11, 7, 1995)`

Prolog ist **nicht typisiert**:

- An eine Variable können beliebige Terme gebunden werden,
- an Parameterpositionen von Prädikaten können beliebige Terme stehen.

Prädikatenlogische Grundlagen

Prädikatenlogische Formeln (siehe Modellierung, Abschn. 4.2):

atomare Formeln p (t_1, ..., t_n) bestehen aus einem Prädikat p und Termen t_i
mit Variablen, z. B. `last([X], X)`
darauf werden logische Junktoren ($\neg \wedge \vee$) und Quantoren ($\forall \exists$) angewandt,

z. B. $\forall X \forall Y$: **`sonnensystem(X)`** $\vee \neg$ **`umkreist(X, Y)`** $\vee \neg$ **`sonnensystem(Y)`**
äquivalent zu
$\forall X \forall Y$: **`sonnensystem(X)`** $\Leftarrow$ **`umkreist(X, Y)`** $\wedge$ **`sonnensystem(Y)`**

Allgemeine PL-Formeln werden auf die 3 Formen von Prolog-Klauseln (Horn-Klauseln) eingeschränkt, z. B.

Prolog-Fakt: **`last ([X], X).`**
PL: $\forall$ **X:** **`last ([X], X).`**

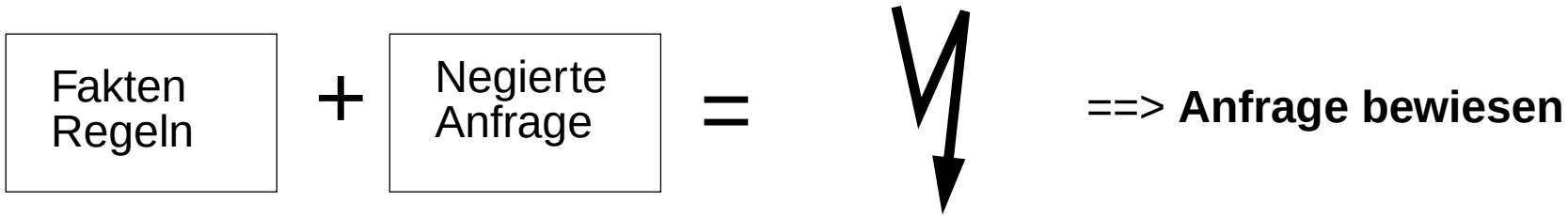
Prolog-Regel: **`sonnensystem(X) :- umkreist(X,Y), sonnensystem(Y).`**
PL: $\forall X \forall Y$: **`sonnensystem(X)<=umkreist(X,Y)`**$\wedge$**`sonnensystem(Y).`**

Prolog-Anfrage: **`umkreist(X, erde), umkreist(X,jupiter).`**
PL: $\exists X$: **`umkreist(X, erde)`** $\wedge$ **`umkreist(X,jupiter).`**

äquivalent zu: $\neg\forall X$ $\neg$**`umkreist(X, erde)`** $\vee \neg$**`umkreist(X,jupiter).`**

Resolution

Resolution führt einen **Widerspruchsbeweis** für eine Anfrage:



==> **Anfrage bewiesen**

Prolog-Anfrage: **`umkreist(X, erde), umkreist(X,jupiter).`**
PL: $\exists$**`X: umkreist(X, erde)`** $\wedge$ **`umkreist(X,jupiter).`**
äquivalent zu: $\neg\forall$**`X`** $\neg$**`umkreist(X, erde)`** $\vee\neg$**`umkreist(X,jupiter).`**

negiert: $\forall$**`X`** $\neg$**`umkreist(X, erde)`** $\vee\neg$**`umkreist(X,jupiter).`**

Die Antwort ist gültig für **alle** zu einem Programm durch induktive Anwendung von Operatoren **konstruierbaren Terme** (Herbrand-Universum, „Hypothese der abgeschlossenen Welt“).

Antwort Ja: Aussage ist mit den vorhandenen Fakten und Regeln beweisbar.
Antwort Nein: Aussage ist mit den gegebenen Fakten und Regeln nicht beweisbar.
Das heißt nicht, dass sie falsch ist.

Daher kann eine Negation, wie in
Formel F gilt, wenn Formel H **nicht** gilt
in Prolog-Systemen nicht ausgedrückt werden.
Der vordefinierte Operator **`not`** ist „nicht-logisch“ und mit Vorsicht zu verwenden.

Interpretationsschema Backtracking

Aus Programm mit Fakten, Regeln und Anfrage spannt der Interpretierer einen **abstrakten Lösungsbaum** auf (Beispiel auf nächster Folie):

Wurzel: Anfrage
Knoten: Folge noch zu verifizierender Teilziele
Kanten: anwendbare Regeln oder Fakten des Programms

Der Interpretierer iteriert folgende Schritte am aktuellen Knoten:

- **Wähle ein noch zu verifizierendes Teilziel** (Standard: von links nach rechts)
  Falls die Folge der Teilziele leer ist, wurde eine Lösung gefunden (success);
  ggf. wird nach weiteren gesucht: backtracking zum vorigen Knoten.
- **Wähle eine auf das Teilziel anwendbare Klausel** (Standard: Reihenfolge im Programm);
  bilde einen neuen Knoten, bei dem das Teilziel durch die rechte Seite der Regel bzw. bei einem Fakt durch nichts ersetzt wird; weiter mit diesem neuen Knoten.
  Ist keine Klausel anwendbar, gibt es in diesem Teilbaum keine Lösung: backtracking zum vorigen Knoten.

Bei rekursiven Regeln, z.b: **`nachbar(A, B) :- nachbar(B, A)`**
ist der **Baum nicht endlich.** Abhängig von der **Suchstrategie terminiert** die Suche dann eventuell **nicht**.

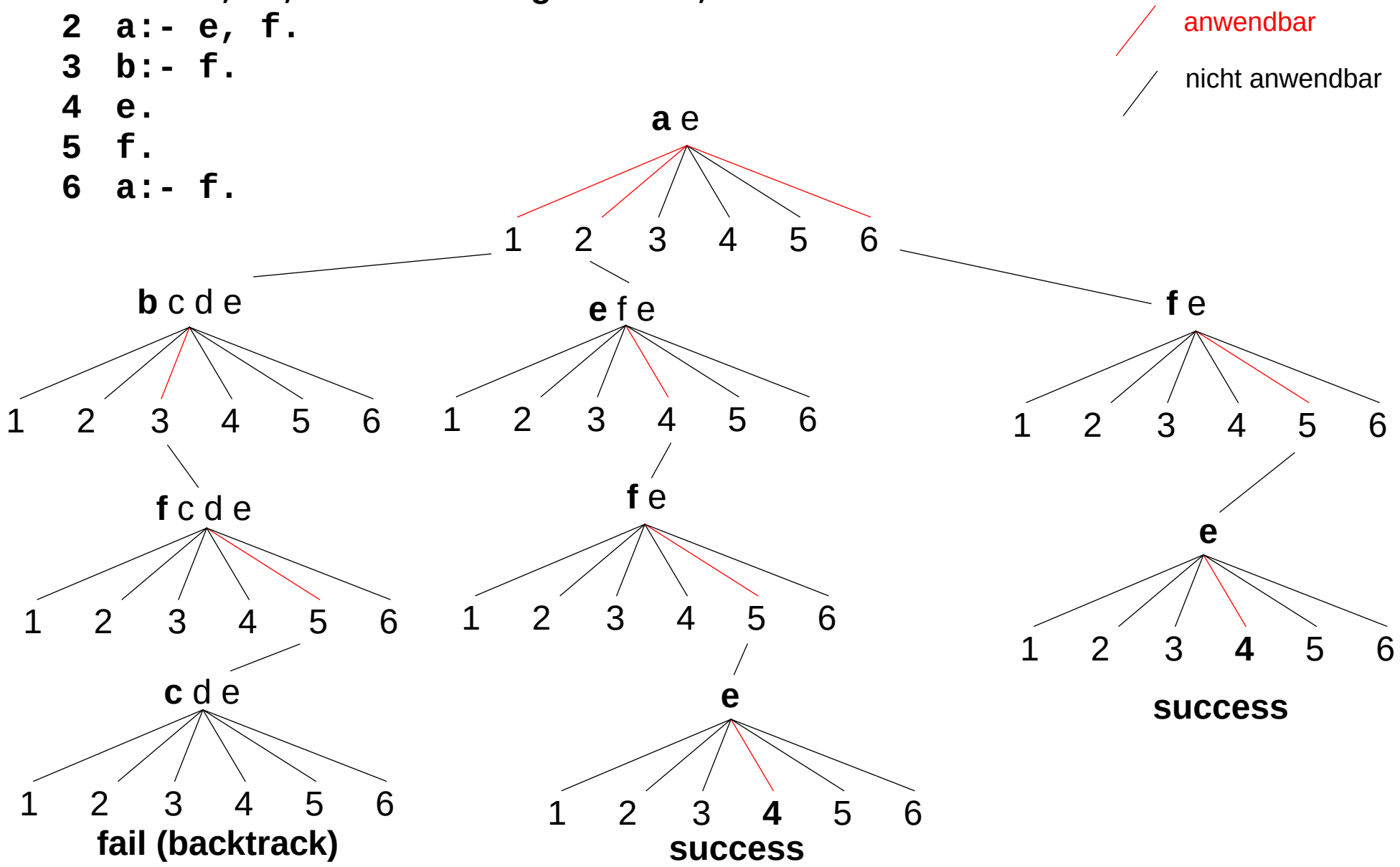
Die Reihenfolge, in der die Wahl (s.o.) getroffen wird, ist entscheidend für die **Terminierung** der Suche und die Reihenfolge, in der Lösungen gefunden werden!

Lösungsbaum Beispiel

Beispiel (**a, b,** ... stehen für Prädikate; Parameterterme sind hier weggelassen):

```
1  a:- b, c, d.
2  a:- e, f.
3  b:- f.
4  e.
5  f.
6  a:- f.
```

Anfrage: ?- a, e



Anwendung von Klauseln

In Klauseln werden **Terme als Muster** verwendet.
Darin vorkommende Variablennamen müssen konsistent an Terme gebunden werden:

`last([X], X).` `[X]` Muster für eine einelementige Liste
`heuer(T, M, datum(T, M, 2013)).` Muster für ein `datum` mit bestimmten Teiltermen

Eine Klausel (Fakt oder linke Seite einer Regel) ist auf ein Teilziel anwendbar,
wenn es einen **Unifikator** gibt, der die **Parameterterme der Klausel und des Teilziels paarweise gleich macht**:

Fakt: `heuer(T, M, datum(T, M, 2013)).`
Anfrage: `?-heuer(12, 7, Z).` Unifikator: `[T/12,M/7, Z/datum(12,7,2013)]`

Fakt: `heuer(T, M, datum(T, M, 2013)).`
Anfrage: `?-heuer(X, Y, datum(14, 7, 2013).`
Unifikator: `[X/14,T/14,Y/7, M/7]`

Regel: `last([_|T], Y):- last(T, Y).`
Teilziel: `last([2,3], Z)` Unifikator: `[T/[3], Y/Z]`

Fakt: `last([X], X).`
Teilziel: `last([2,3], Z)` nicht unifizierbar, also nicht anwendbar

Wird die Klausel angewandt, werden die **Variablen gemäß Unifikator gebunden**.

Unifikation

siehe Modellierung, Kap. 3.1
Term: Formel bestehend aus Literalen, Variablen, Operatoren, Funktoren; z. B. **`X + f(2*Y)`**

Substitution `s = [X1/e1, ..., Xn/en]` angewandt auf `T`, geschrieben **`T s`** bedeutet:
alle Vorkommen der Variablen X_i in **`T`** werden gleichzeitig durch den Term e_i ersetzt.
z. B. **`Y+Y [Y/3*Z]`** ergibt **`3*Z+3*Z`**

Unifikation: Allgemeines Prinzip: Terme durch Substitution gleich machen.
gegeben: zwei Terme T_1, T_2
gesucht: eine Substitution **`U`**, sodass gilt T_1 **`U`** = T_2 **`U`**. Dann ist **`U`** ein **Unifikator** für **`T1`** und **`T2`**.

Beispiele:

```
datum(T, M, 2011)
datum (14, 7, 2011)

U =  [T/14, M/7]
```

```
X+f(2*g(1))
3+f(2*Y)

U = [X/3, Y/g(1)]
```

```
f(h(a, b), g(Y),    V)
f(X,       g(h(a,c)), Z)
```

allgemeinste Unifikatoren:

```
Ua = [X/h(a,b), Y/h(a,c), V/Z]

Ua = [X/h(a,b), Y/h(a,c), Z/V]
```

nicht-allgemeinster Unifikator,
unnötige Bindungen an V und Z:

```
U = [X/h(a,b), Y/h(a,c), V/a, Z/a]
```

Rekursive Anwendung von Klauseln

Variable sind lokal für jede Anwendung einer Klausel.

Bei **rekursiven Anwendungen** entstehen **neue lokale Variable.**

Mehrfache Auftreten einer Variable stehen für denselben Wert.

Beispiel: mit folgenden Klauseln

```
(1)last([X], X).
(2)last([_|T], Y):- last(T, Y).
```

wird die Anfrage berechnet:

```
      ?-last([1,2,3], Z).
(2)     last([_|T1],  Y1):- last([2,3], Z).
(2)                         last([_|T2],Y2):- last([3], Z).
(1)           T1 = [2,3]                      last([X], X). bindet Z=3
              Y1 = Z          T2 = [3]              X = 3
                              Y2 = Z                X = 3 = Z
```

Beispiel: Wege im gerichteten Graph

Das folgende kleine Prolog-Programm beschreibt die Berechnung von Wegen in einem gerichteten Graph.

Die Menge der gerichteten Kanten wird durch eine Folge von Fakten definiert:

```
kante(a,b).
kante(a,c).
...
```

Die Knoten werden dabei implizit durch Namen von Symbolen eingeführt.
Die Relation **weg(X,Y)** gibt an, ob es einen Weg von **X** nach **Y** gibt:

```
weg(X, X).                          Weg der Länge 0
weg(X, Y):-kante(X, Y).             Weg der Länge 1
weg(X, Y):-kante(X, Z), weg(Z, Y).    weitere Weg e
```

Anfragen:

?-weg(a,c).	prüft, ob es einen Weg von **a** nach **c** gibt.
?-weg(a,X).	sucht alle von a erreichbaren Knoten.
?-weg(X,c).	sucht alle Knoten, von denen **c** erreichbar ist .

Beispiel: Symbolische Differentiation

Das folgende Prolog-Programm beschreibt einige einfache Regeln zur Differentiation.
Sie werden auf Terme angewandt, die Ausdrücke beschreiben, und liefern die Ableitung in Form eines solchen Terms, z. B. **`?-diff(2*x,x,D).`** liefert z. B. **`D = 2*1+x*0.`**
Mit weiteren Regeln zur Umformung von Ausdrücken kann das Ergebnis noch vereinfacht werden.

In Prolog werden Ausdrücke wie **`2*x` nicht ausgewertet** (sofern nicht durch **`IS`** explizit gefordert), sondern als Struktur dargestellt, also etwa **`*(2, x)`**.

Prolog-Regeln zur Symbolischen Differentiation:

```
diff(X, X, 1):- !.
diff(T, X, 0):- atom(T).
diff(T, X, 0):- number(T).

diff(U+V, X, DU+DV):- diff(U, X, DU), diff(V, X, DV).

diff(U-V, X, DU-DV):- diff(U, X, DU), diff(V, X, DV).

diff(U*V, X, (U*DV)+(V*DU)):- diff(U, X, DU), diff(V, X, DV).

diff(U/V, X, ((V*DU)-(U*DV))/V*V):- diff(U, X, DU), diff(V, X, DV).
```

Falls die erste Regel anwendbar ist, bewirkt der **Cut** (**!**), dass bei beim Backtracking keine Alternative dazu versucht wird, obwohl die nächsten beiden Klauseln auch anwendbar wären.

Erläuterungen zur Symbolischen Differentiation

1. Hier werden Terme konstruiert, z. B. zu **`2*x`** der Term **`2*1+x*0`**
   Ausrechnen formuliert man in Prolog durch spezielle IS-Klauseln:
   `dupl(X,Y):- Y IS X*2.` **`X`** muss hier eine gebundene Variable sein.

2. Problemnahe Beschreibung der Differentiationsregeln, z. B. Produktregel:

$$\frac{d(u*v)}{d\,x} = u * \frac{d\,v}{d\,x} + v * \frac{d\,u}{d\,x}$$

3. **`diff`** ist definert als Relation über 3 Terme:
   `diff` (abzuleitende Funktion, Name der Veränderlichen, Ableitung)

4. Muster in Klauselkopf legen die Anwendbarkeit fest, z. B. Produktregel:
   `diff(U*V, X, (U*DV)+(V*DU)):-` ...

5. Regeln 1 - 3 definieren:

$$\frac{d\,x}{d\,x} = 1 \qquad \frac{d\,a}{d\,x} = 0 \qquad \frac{d\,1}{d\,x} = 0$$

   !-Operator (Cut) vermeidet falsche Alternativen.

6. **`diff`** ist eine Relation - nicht eine Funktion!!
   ?-**`diff(a+a,a,D).`** liefert **`D = 1 + 1`**
   ?-**`diff(F,a,1+1).`** liefert **`F = a + a`**

Beispielrechnung zur Symbolischen Differentiation

```
?- diff(2*y, y,  D)
   diff(U*V, X1,(2*DV)+(y*DU)):- diff(2, y, DU),   diff(y, y, DV)
                                 diff(T1, X2, 0)   diff(X3, X3, 1)
                                     :-number(2)       :- !
                                       success           success
```

liefert Bindungen **DU=0 DV=1 D=(2*1)+(y*0)**

Das Programm kann systematisch erweitert werden, damit Terme nach algebraischen Rechenregeln vereinfacht werden, z. B.

```
simp(X*1, X).   simp(X+0, X).
simp(X*0, 0).   simp(X-0, X).
...
```

So einsetzen, dass es auf alle Teilterme angewandt wird.

Zusammenfassung zum Kapitel 8

Mit den Vorlesungen und Übungen zu Kapitel 8 sollen Sie nun Folgendes können:

- Kleine typische Beispiele in Prolog-Notation lesen, verstehen und schreiben
- Interpretationsschema und prädikatenlogische Grundlagen verstehen
- Unifikation zum Anwenden von Klauseln einsetzen

9. Zusammenfassung

Themen dieses Kapitels:

- Zusammenfassung der Themen der Vorlesung
- Zusammenfassung der angestrebten Kompetenzen

Zusammenfassung der behandelten Themen

allgemeine Spracheigenschaften:

- Grundsymbole, Syntax, statische Semantik, dynamische Semantik
- kontext-freie Grammatik, Ableitungsbäume, EBNF-Notation, Ausdruckgrammatiken
- Gültigkeit von Definitionen, Verdeckungsregeln
- Variablenbegriff, Lebensdauer, Laufzeitkeller, statischer Vorgänger, Umgebungen
- Datentypen, abstrakte Typkonstruktoren, rekursive und parametrisierte Typen
- konkrete Ausprägungen der abstrakten Typkonstruktoren in Programmiersprachen
- Parameterübergabe: call-by-value, call-by-reference, call-by-result, call-by-value-and-result

Funktionale Programmierung:

- Rekursionsparadigmen: Induktion, Funktionen über rekursiven Datentypen
- Rekursionsformen: End-Rekursion, Zentral-Rekursion,
- Technik „akkumulierender Parameter“, Funktionen über Listen
- Berechnungsschemata mit Funktionen als Parameter; Currying

Logische Programmierung:

- Klauselformen: Fakt, Regel, Anfrage; prädikatenlogische Bedeutung
- Interpretationsschema: Backtracking, Suchreihenfolge
- Unifikation von Termen: Anwendbarkeit von Klauseln, Bindung von Werten an Variable
- Prolog-Notation

Zusammenfassung der angestrebten Kompetenzen (1)

1. Einführung

- Wichtige Programmiersprachen zeitlich einordnen
- Programmiersprachen klassifizieren
- Sprachdokumente zweckentsprechend anwenden
- Sprachbezogene Werkzeuge kennen
- Spracheigenschaften und Programmeigenschaften in die 4 Ebenen einordnen

2. Syntax

- Notation und Rolle der Grundsymbole kennen.
- Kontext-freie Grammatiken für praktische Sprachen lesen und verstehen.
- Kontext-freie Grammatiken für einfache Strukturen selbst entwerfen.
- Schemata für Ausdrucksgrammatiken, Folgen und Anweisungsformen anwenden können.
- EBNF sinnvoll einsetzen können.
- Abstrakte Syntax als Definition von Strukturbäumen verstehen.

Zusammenfassung der angestrebten Kompetenzen (2)

3. Gültigkeit von Definitionen

- Bindung von Bezeichnern verstehen
- Verdeckungsregeln für die Gültigkeit von Definitionen anwenden
- Grundbegriffe in den Gültigkeitsregeln von Programmiersprachen erkennen

4. Variable, Lebensdauer

- Variablenbegriff und Zuweisung
- Zusammenhang zwischen Lebensdauer von Variablen und ihrer Speicherung
- Prinzip des Laufzeitkellers
- Besonderheiten des Laufzeitkellers bei geschachtelten Funktionen

Zusammenfassung der angestrebten Kompetenzen (3)

5. Datentypen

5.1 Allgemeine Begriffe zu Datentypen

- Typeigenschaften von Programmiersprachen verstehen und mit treffenden Begriffen korrekt beschreiben
- Mit den abstrakten Konzepten beliebig strukturierte Typen entwerfen
- Parametrisierung und generische Definition von Typen unterscheiden und anwenden

5.2 Datentypen in Programmiersprachen

- Ausprägungen der abstrakten Typkonzepte in den Typen von Programmiersprachen erkennen
- Die Begriffe Klassen, Typen, Objekte, Werte sicher und korrekt verwenden
- Die Vorkommen von Typkonzepten in wichtigen Programmiersprachen kennen
- Speicherung von Reihungen verstehen

Zusammenfassung der angestrebten Kompetenzen (4)

6. Funktionen, Parameterübergabe

- Funktionen, Aufrufen und Parameterübergabe präzise mit treffenden Begriffen erklären können
- Die Arten der Parameterübergabe unterscheiden und sinnvoll anwenden können
- Die Parameterübergabe wichtiger Sprachen kennen

7. Funktionale Programmierung

- Funktionale Programme unter Verwendung treffender Begriffe präzise erklären
- Funktionen in einfacher Notation von SML lesen und schreiben
- Rekursionsparadigmen Induktion, Rekursion über Listen anwenden
- End-Rekursion erkennen und Programmiertechnik „akkumulierender Parameter“ anwenden
- Berechnungsschemata mit Funktionen als Parameter anwenden
- Programmiertechnik „Currying“ verstehen und anwenden

Zusammenfassung der angestrebten Kompetenzen (5)

8. Logische Programmierung

- Kleine typische Beispiele in Prolog-Notation lesen, verstehen und schreiben
- Interpretationsschema und prädikatenlogische Grundlagen verstehen
- Unifikation zum Anwenden von Klauseln einsetzen
- Anwendungen wie die Symbolische Differentiation verstehen