

---

## Kapitel 1: Einführung und Grundlagen

- *Teil 1: Einführung und Motivation*
  - Funktionale Programmierung: Warum? Warum mit Haskell?
  - Erste Schritte in Haskell, erste Schritte mit Hugs
- *Teil 2: Grundlagen*
  - Elementare Datentypen
  - Tupel, Listen und Funktionen

*Beachte:* ...einige Begriffe werden heute im Vorgriff angerissen und erst im Lauf der Vorlesung genau geklärt!

---

## Teil 1: Einführung und Motivation

- Funktionale Programmierung: Warum überhaupt? Warum mit Haskell?
- Erste Schritte in Haskell, erste Schritte mit Hugs

---

## Warum funktionale Programmierung?

Ein bunter Strauß an *Programmierparadigmen*, z.B.

- *imperativ*
  - prozedural (Pascal, Modula, C,...)
  - objektorientiert (Smalltalk, Oberon, C++, Java,...)
- *deklarativ*
  - funktional (Lisp, ML, Miranda, Haskell, Gofer,...)
  - logisch (Prolog und Varianten)
- *Mischformen*  
z.B. funktional/logisch, funktional/objektorientiert,...
- *visuell*  
*Stichwort:* Visual Programming Languages (VPLs),  
z.B. Forms/3, FAR,...  
Einstieg für mehr: [web.engr.oregonstate.edu/~burnett](http://web.engr.oregonstate.edu/~burnett)
- ...

---

## Ein Vergleich - prozedural vs. funktional

Gegeben eine Aufgabe *A*.

**Prozedural:** Typischer Lösungsablauf in folgenden Schritten:

1. Beschreibe eine(n) Lösung(sweg) *L* für *A*.
2. Gieße *L* in die Form einer Menge von Anweisungen (Kommandos) für den Rechner *unter expliziter Organisation der Speicherverwaltung*.

---

## Zur Illustration ein einfaches Beispiel

Betrachte folgende Aufgabe:

*"...bestimme die Werte aller Komponenten eines ganzzahligen Feldes, deren Werte kleiner oder gleich 10 sind."*

Eine typische Lösung *prozedural*...

```
...
j := 1;
FOR i:=1 TO maxLength DO
  IF a[i] <= 10 THEN b[j] := a[i]; j := j+1 FI
OD;
```

Mögliches Problem bei großen Anwendungen:

...inadäquates Abstraktionsniveau  $\leadsto$  *Softwarekrise!*

---

## Softwarekrise

- Ähnlich wie objektorientierte Programmierung verspricht deklarative, insbesondere funktionale Programmierung ein angemesseneres Abstraktionsniveau zur Problemlösung zur Verfügung zu stellen
- ...und damit einen Beitrag zur Überwindung der vielzitierten Softwarekrise zu leisten

---

## Zum Vergleich...

...eine typische Lösung *funktional*, hier in Haskell:

```
...
a :: [Int]
b :: [Int]
b = [ n | n <- a, n <= 10 ]
```

Vergleiche diese funktionale Lösung mit:  $\{n \mid n \in a \wedge n \leq 10\}$

*...und der Idee, etwas von der Eleganz der Mathematik in die Programmierung zu bringen!*

### Essenz funktionaler Programmierung

*...statt des "wie" das "was" in den Vordergrund stellen!*

Hilfsmittel im obigen Beispiel:

- *Listenkomprehension* (engl. list comprehension)  
...typisch und spezifisch für funktionale Sprachen!

---

## Noch nicht überzeugt?

Betrachte *Quicksort*, ein komplexeres Beispiel...

*Aufgabe:* Sortiere eine Liste *L* ganzer Zahlen aufsteigend.

*Lösung* (mittels Quicksort):

- *Teile:* Wähle ein Element *l* aus *L* und partitioniere *L* in zwei (möglicherweise leere) Teillisten *L*<sub>1</sub> und *L*<sub>2</sub> so, dass alle Elemente von *L*<sub>1</sub> (*L*<sub>2</sub>) kleiner oder gleich (größer) dem Element *l* sind.
- *Herrsche:* Sortiere *L*<sub>1</sub> und *L*<sub>2</sub> mit Hilfe rekursiver Aufrufe von Quicksort.
- *Zusammenführen der Teilergebnisse:* Trivial (die Gesamtliste entsteht durch Konkatenation der sortierten Teillisten).

---

## Quicksort...

...eine typische *prozedurale* (Pseudocode-) Realisierung:

```
quickSort (L,low,high)
  if low < high
    then splitInd = partition(L,low,high)
         quickSort(L,low,splitInd-1)
         quickSort(L,splitInd+1,high) fi

partition (L,low,high)
  l = L[low]
  left = low
  for i=low+1 to high do
    if L[i] <= l then left = left+1
                   swap(L[i],L[left]) fi od
  swap(L[low],L[left])
  return left
```

...mit dem initialen Aufruf `quickSort(L,1,length(L))`.

---

## Zum Vergleich...

...eine typische *funktionale* Realisierung von Quicksort, hier in Haskell:

```
quickSort :: [Int] -> [Int]

quickSort [] = []
quickSort (x:xs) =
  quickSort [ y | y<-xs, y<=x ] ++
  [x] ++ quickSort [ y | y<-xs, y>x ]
```

---

## Vorteile funktionaler Programmierung

- *Einfach(er) zu erlernen*  
...da weniger Grundkonzepte (insbesondere: keine Zuweisung, keine Schleifen, keine Sprünge)
- *Höhere Produktivität*  
...da Programme dramatisch kürzer als funktional vergleichbare imperative Programme (Faktor 5 bis 10)
- *Höhere Zuverlässigkeit*  
...da Korrektheitsüberlegungen/-beweise einfach(er) (math. Hintergrund, keine durchscheinende Maschine)

---

## Nachteile funktionaler Programmierung

- *Geringe(re) Effizienz*  
...aber: enorme Fortschritte (Effizienz oft durchaus vergleichbar mit entsprechenden C-Implementierungen), zudem Korrektheit vorrangig gegenüber Geschwindigkeit, weiters einfache(re) Parallelisierbarkeit
- *Gelegentlich unangemessen*, oft für inhärent zustandsbasierte Anwendungen oder zur GUI-Programmierung  
...aber: Anwendungseignung ist stets zu überprüfen; kein Spezifikum fkt. Programmierung

---

## Warum Haskell?

Ein Blick auf andere funktionale (Programmier-)sprachen...

- $\lambda$ -Kalkül (Ende der 30er-Jahre, Alonzo Church, Stephen Kleene)
- Lisp (frühe 60er-Jahre, John McCarthy)
- ML, SML (Mitte 70er-Jahre, Michael Gordon, Robin Milner)
- Hope (um 1980, Rod Burstall, David McQueen)
- Miranda (um 1980, David Turner)
- OPAL (Mitte der 80er-Jahre, Peter Pepper et al.)
- Haskell (Ende der 80er-Jahre, Paul Hudak, Philip Wadler et al.)
- Gofer (Anfang der 90er-Jahre, Mark Jones)
- ...

---

## Warum etwa nicht Haskell?

Haskell ist...

- eine fortgeschrittene moderne funktionale Sprache
  - starke Typisierung
  - lazy evaluation
  - Funktionen höherer Ordnung
  - Polymorphie/Generizität
  - pattern matching
  - Datenabstraktion (abstrakte Datentypen)
  - Modularisierung (Programmierung im Großen)
  - ...
- eine Sprache für "real world" Probleme (S.a. <http://homepages.inf.ed.ac.uk/wadler/realworld/index.html> (URL noch gültig?))
  - mächtige Bibliotheken
  - Schnittstellen z.B. zu C
  - ...

Nicht zuletzt: Wenn auch reich, ist Haskell eine "gute" Lehrsprache, auch dank Hugs!

---

## Fassen wir noch einmal zusammen...

Steckbrief: **Funktionale Programmierung**

Grundlage: Lambda-Kalkül

Abstraktion: Funktionen (höherer Ordnung)

Eigenschaft: referentielle Transparenz

Historische Bedeutung: Basis vieler Programmiersprachen

Anwendungsbereiche: Theoretische Informatik  
Artificial Intelligence  
experimentelle Software  
Programmierunterricht

Programmiersprachen: Lisp, ML, Miranda, Haskell,...

---

## sowie...

Steckbrief: **Haskell**

benannt nach: Haskell B. Curry (1900-1982)  
<http://www-gap.dcs.st-and.ac.uk/~history/Mathematicians/Curry.html>

Paradigma: rein funktionale Programmierung

Eigenschaften: lazy evaluation, pattern matching

Typsicherheit: stark typisiert, Typinferenz  
modernes polymorphes Typsystem

Syntax: komprimiert, intuitiv

Informationen: <http://haskell.org>  
<http://haskell.org/tutorial/>

Interpreter: Hugs (<http://haskell.org/hugs/>)

---

## Erste Schritte in Haskell

---

## Haskell-Programme...

...gibt es in zwei (notationellen) Varianten:

Als sog.

- (Gewöhnliches) Haskell-Skript

*Intuitiv* ...alles, was nicht als Kommentar notationell ausgezeichnet ist, wird als Programmtext betrachtet.

- Literate Haskell-Skript

*Intuitiv* ...alles, was nicht als Programmtext notationell ausgezeichnet ist, wird als Kommentar betrachtet.

---

## Zur Illustration: Ein Programm als...

...(gewöhnliches) Haskell-Skript:

```
{-#####  
  FirstScript.hs ...'ordinary scripts' erhalten  
  die Dateiendung .hs  
#####-}  
  
-- Die konstante Funktion sum17and4  
sum17and4 :: Int  
sum17and4 = 17+4  
  
-- Die Funktion square zur Quadrierung einer ganzen Zahl  
square :: Int -> Int  
square n = n*n  
  
-- Die Funktion double zur Verdopplung einer ganzen Zahl  
double :: Int -> Int  
double n = 2*n  
  
-- Die Funktion doubleSquare, eine Anwendung der vorherigen  
doubleSquare :: Int  
doubleSquare = double (square (4711 - sum17and4))
```

---

## Kommentare in Haskell-Programmen

Kommentare in...

- (gewöhnlichem) Haskell-Skript
  - *einzeilig*: ...bis zum Rest der Zeile nach --
  - *mehrzeilig*: ...alles zwischen {- und -}
- *literate Haskell-Skript*
  - Jede nicht durch > eingeleitete Zeile

*Konvention*: Dateiendung...

- .hs für gewöhnliche
- .lhs für literate

Haskell-Skripte.

---

## Zum Vergleich das gleiche Programm...

...als literate Haskell-Skript:

```
#####  
  FirstLiterate.lhs ...'literate scripts' erhalten  
  die Dateiendung .lhs  
#####  
  
Die konstante Funktion sum17and4  
> sum17and4 :: Int  
> sum17and4 = 17+4  
  
Die Funktion square zur Quadrierung einer ganzen Zahl  
> square :: Int -> Int  
> square = n*n  
  
Die Funktion double zur Verdopplung einer ganzen Zahl  
> double :: Int -> Int  
> double = 2*n  
  
Die Funktion doubleSquare, eine Anwendung der vorherigen  
> doubleSquare :: Int  
> doubleSquare = double (square (4711 - sum17and4))
```

---

## Erste Schritte mit Hugs

---

## Hugs: Der Haskell-Interpreter...

Aufruf von Hugs: `hugs <fileName>`

...und z.B. im Fall von FirstScript für <fileName> weiter mit:

```
Main> double (sum17and4)  
42
```

Wichtige Kommandos in Hugs:

```
:?          Liefert Liste der Hugs-Kommandos  
:load <fileName>  Lädt die Haskell-Datei <fileName> (erkennbar an Endung  
                  .hs bzw. .lhs)  
:reload       wiederholt letztes Ladekommando  
:quit        Beendet den aktuellen Hugs-Lauf  
  
:info name     Liefert Information über das mit name bezeichnete "Ob-  
              jekt"  
:type exp     Liefert den Typ des Argumentausdrucks exp  
:edit <fileName>.hs  Öffnet die Datei <fileName>.hs enthaltende Datei im vor-  
                   eingestellten Editor  
:find name    Öffnet die Deklaration von name im voreingestellten Editor  
!<com>       Ausführen des Unix- oder DOS-Kommandos <com>
```

...mehr dazu: <http://www.haskell.org/hugs/>

---

## Fehlermeldungen&Warnungen in Hugs

- Fehlermeldungen
  - Syntaxfehler  
Main> sum17and4 == 21) ...liefert  
ERROR: Syntax error in input (unexpected ')')
  - Typfehler  
Main> sum17and4 + False ...liefert  
ERROR: Bool is not an instance of class 'Num'
  - Programmfehler  
...später
  - Modulfehler  
...später
- Warnungen
  - Systemmeldungen  
...später

...mehr zu Fehlermeldungen:

<http://www.cs.kent.ac.uk/people/staff/sjt/craft2e/errors.html>

## Bequem...

Haskell stellt umfangreiche Bibliotheken (`Prelude.hs,...`) mit vielen vordefinierten Funktionen zur Verfügung, z.B. zum

- Umkehren von Zeichenreihen (`reverse`)
- Aufsummieren von Listenelementen (`sum`)
- Verschmelzen von Listen (`zip`)
- ...

## Exkurs: Mögliche Namenskonflikte

...soll eine Funktion gleichen (bereits vordefinierten) Namens deklariert werden, können Namenskonflikte durch *Verstecken* (engl. *hiding*) vordefinierter Namen vermieden werden.

Am Beispiel von `reverse`, `sum`, `zip`:

Ergänze...

```
import Prelude hiding (reverse,sum,zip)
```

...am Anfang des Haskell-Skripts im Anschluss an die Modul-Anweisung (so vorhanden), wodurch die vordefinierten Namen `reverse`, `sum` und `zip` verborgen werden.

(Mehr dazu später im Zusammenhang mit dem Modulkonzept von Haskell).

## Teil 2: Grundlagen

- Elementare Datentypen (`Bool`, `Int`, `Integer`, `Float`, `Char`)
- Tupel, Listen und Funktionen

## Elementare Datentypen

...werden in der Folge nach nachstehendem Muster angegeben:

- Name des Typs
- Typische Konstanten des Typs
- Typische Operatoren (und Relatoren, so vorhanden)

## (Ausgew.) Elementare Datentypen (1)

### Wahrheitswerte

Typ	Bool	Wahrheitswerte
Konstanten	<code>True :: Bool</code> <code>False :: Bool</code>	Symbol für "wahr" Symbol für "falsch"
Operatoren	<code>&amp;&amp; :: Bool -&gt; Bool -&gt; Bool</code> <code>   :: Bool -&gt; Bool -&gt; Bool</code> <code>not :: Bool -&gt; Bool</code>	logisches und logisches oder logische Negation

## Elementare Datentypen (2)

### Ganze Zahlen

Typ	Int	Ganze Zahlen(endl. Ausschn.)
Konstanten	<code>0 :: Int</code> <code>-42 :: Int</code> <code>2147483647 :: Int</code> ...	Symbol für "0" Symbol für "-42" Wert für "maxInt"
Operatoren	<code>+ :: Int -&gt; Int -&gt; Int</code> <code>* :: Int -&gt; Int -&gt; Int</code> <code>^ :: Int -&gt; Int -&gt; Int</code> <code>- :: Int -&gt; Int -&gt; Int</code> <code>- :: Int -&gt; Int</code> <code>div :: Int -&gt; Int -&gt; Int</code> <code>mod :: Int -&gt; Int -&gt; Int</code> <code>abs :: Int -&gt; Int</code> <code>negate :: Int -&gt; Int</code>	Addition Multiplikation Exponentiation Subtraktion (Infix) Vorzeichenwechsel (Prefix) Division Divisionsrest Absolutbetrag Vorzeichenwechsel

## Elementare Datentypen (3)

### Ganze Zahlen (fortgesetzt)

Relatoren	<code>&gt; :: Int -&gt; Int -&gt; Bool</code> <code>&gt;= :: Int -&gt; Int -&gt; Bool</code> <code>== :: Int -&gt; Int -&gt; Bool</code> <code>/= :: Int -&gt; Int -&gt; Bool</code> <code>&lt;= :: Int -&gt; Int -&gt; Bool</code> <code>&lt; :: Int -&gt; Int -&gt; Bool</code>	echt größer größer gleich gleich ungleich keiner gleich echt kleiner
-----------	--	---

...die Relatoren `==` und `/=` sind auf Werte aller Elementar- und vieler weiterer Typen anwendbar, beispielsweise auch auf Wahrheitswerte (Stichwort: *Überladen* (engl. *Overloading*))!

...mehr dazu später.

## Elementare Datentypen (4)

### Ganze Zahlen (Variante)

Typ	Integer	Ganze Zahlen
Konstanten	<code>0 :: Integer</code> <code>-42 :: Integer</code> <code>21474836473853883234 :: Integer</code> ...	Symbol für "0" Symbol für "-42" "Große" Zahl
Operatoren	...	

...wie `Int`, jedoch ohne a priori Beschränkung für eine maximal darstellbare Zahl.

## Elementare Datentypen (5)

### Gleitkommazahlen

Typ	Float	Gleitkommazahlen (endlicher Ausschnitt)
Konstanten	0.123 :: Float	Symbol für "0,123"
	-42.4711 :: Float	Symbol für "-42,4711"
	123.6e-2 :: Float	123,6×10 <sup>-2</sup>
	...	
Operatoren	+ :: Float -> Float -> Float	Addition
	* :: Float -> Float -> Float	Multiplikation
	...	
	sqrt :: Float -> Float	(pos.) Quadratwurzel
	sin :: Float -> Float	sinus
Relatoren	== :: Float -> Float -> Bool	gleich
	/= :: Float -> Float -> Bool	ungleich
	...	
	...	

## Elementare Datentypen (6)

### Zeichen

Typ	Char	Zeichen (Literal)
Konstanten	'a' :: Char	Symbol für "a"
	...	
	'Z' :: Char	Symbol für "Z"
	'\t' :: Char	Tabulator
	'\n' :: Char	Neue Zeile
	'\\' :: Char	Symbol für "backslash"
	'\'' :: Char	Hochkomma
Operatoren	'\"' :: Char	Anführungszeichen
	ord :: Char -> Int	Konversionsfunktion
	chr :: Int -> Char	Konversionsfunktion

## Zusammengesetzte Datentypen und Funktionen...

- Tupel
- Listen
  - *Spezialfall*: Zeichenreihen
- Funktionen

## Tupel

Tupel ...fassen eine festgelegte Zahl von Werten möglicherweise verschiedener Typen zusammen.

↪ Tupel sind *heterogen*!

*Beispiele:*

- ...Modellierung von Studentendaten  
(`"Max Mustermann", "e0123456@student.tuwien.ac.at", 534`) ::  
(String, String, Int)
- ...Modellierung von Bibliotheksdaten  
(`"PeytonJones", "Implementing Funct. Lang.", 1987, True`) ::  
(String, String, Int, Bool)

## Tupel...

- Allgemeines Muster  
 $(v_1, v_2, \dots, v_k) :: (T_1, T_2, \dots, T_k)$   
mit  $v_1, \dots, v_k$  Bezeichnungen von Werten und  $T_1, \dots, T_k$   
Bezeichnungen von Typen mit  
 $v_1 :: T_1, v_2 :: T_2, \dots, v_k :: T_k$   
*Lies*:  $v_i$  ist vom Typ  $T_i$
- Standardkonstruktor  
(. , , . . . , . .)

## Spezialfall: Paare ("Zweitupel")

- Beispiele  

```
type Point = (Float, Float)
(0.0, 0.0) :: Point
(3.14, 17.4) :: Point
```
- Standardselektoren (für Paare)  

```
fst (x,y) = x
snd (x,y) = y
```
- Anwendung der Standardselektoren  

```
fst (0.0, 0.0) = 0.0
snd (3.14, 17.4) = 17.4
```

## Hilfreich...

### Typsynonyme

```
type Student = (String, String, Int)
type Buch = (String, String, Int, Bool)
```

...erhöhen die Transparenz in Programmen.

*Wichtig*: Typsynonyme definieren *keine* neuen Typen, sondern einen Namen für einen schon existierenden Typ (später mehr dazu).

## Tupel...

Selbstdefinierte Selektorfunktionen...

```
type Student = (String, String, Int)
```

```
name :: Student -> String
email :: Student -> String
kennzahl :: Student -> Int
```

```
name (n,e,k) = n
email (n,e,k) = e
kennzahl (n,e,k) = k
```

...mittels *Mustererkennung* (engl. *pattern matching*) (später mehr dazu).

## Selbstdefinierte Selektorfunktionen...

Ein weiteres Beispiel...

```
autor :: Buch -> String
kurzTitel :: Buch -> String
erscheinungsJahr :: Buch -> Int
ausgeliehen :: Buch -> Bool

autor (a,t,j,b) = a
kurzTitel (a,t,j,b) = t
erscheinungsJahr (a,t,j,b) = j
ausgeliehen (a,t,j,b) = b

autEntlehnt (a,t,j,b) = (autor (a,t,j,b), ausgeliehen (a,t,j,b))

...auch hier mittels Mustererkennung
```

## Listen

*Listen* ...fassen eine beliebige/unbestimmte Zahl von Werten gleichen Typs zusammen.

↪ Listen sind *homogen!*

*Einfache Beispiele:*

- Listen ganzer Zahlen  
[2,5,12,42] :: [ Int ]
- Listen von Wahrheitswerten  
[True,False,True] :: [ Bool ]
- Listen von Gleitkommazahlen  
[3.14,5.0,12.21] :: [ Float ]
- Leere Liste  
[]
- ...

## Listen

*Beispiele komplexerer Listen:*

- Listen von Listen  
[[2,4,23,2,5],[3,4],[],[56,7,6,]] :: [[Int]]
- Listen von Paaren  
[(3.14,42.0),(56.1,51.3)] :: [(Float,Float)]
- ...
- *Ausblick:* Listen von Funktionen  
[fac, abs, negate] :: [Integer -> Integer]

## Vordefinierte Funktionen auf Listen

Die Funktion `length` mit einigen Aufrufen:

```
length :: [a] -> Integer
length [] = 0
length (x:xs) = 1 + length xs
```

```
length [1, 2, 3] => 3
length ['a','b','c'] => 3
length [[1],[2],[3]] => 3
```

Die Funktionen `head` und `tail` mit einigen Aufrufen:

```
head :: [a] -> a
head (x:xs) = x
```

```
tail :: [a] -> [a]
tail (x:xs) = xs
```

```
head [[1],[2],[3]] => [1]
```

```
tail [[1],[2],[3]] => [[2],[3]]
```

## Spezielle Notationen für Listen

- Spezialfälle (i.w. für Listen über Zahlen und Zeichen)  
...[2 .. 6] kurz für [2,3,4,5,6]  
...[11,9 .. 2] kurz für [11,9,7,5,3]  
...['a','d' .. 'j'] kurz für ['a','d','g','j']  
...[0.0,0.3 .. 1.0] kurz für [0.0,0.3,0.6,0.9]
- *Listenkomprehension*  
...ein erstes Beispiel:  
[3\*n | n <- list] kurz für [3,6,9,12], wobei hier `list` vom Wert [1,2,3,4] vorausgesetzt ist.  
↪ Listenkomprehension ist ein sehr elegantes und ausdruckskräftiges Sprachkonstrukt!

## Zeichenreihen

...in Haskell als spezielle Listen realisiert:

Typ	String type String = [Char]	Zeichenreihen Deklaration (als Liste von Zeichen)
Konstanten	"Haskell" :: String " "	Zeichenr. für "Haskell" Leere Zeichenreihe
Operatoren	++ :: String -> String -> String	Konkatenation
Relatoren	== :: String -> String -> Bool /= :: String -> String -> Bool	gleich ungleich

## Weitere Beispiele zu Zeichenreihen

```
['h','e','l','l','o'] == "hello"
"hello" ++ " world" == "hello world"
```

Es gilt:

```
[1,2,3] == 1:2:3:[]
```

## Funktionen in Haskell

...am Beispiel der Fakultätsfunktion:

*Zur Erinnerung:*

$! : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

$$n! = \begin{cases} 1 & \text{falls } n = 0 \\ n * (n - 1)! & \text{sonst} \end{cases}$$

...und *eine* mögliche Realisierung in Haskell:

```
fac :: Integer -> Integer
fac n = if n == 0 then 1 else (n * fac(n-1))
```

*Beachte:* ...Haskell stellt eine Reihe, oft eleganterer, notati-  
oneller Varianten zur Verfügung!

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (1)

...am Beispiel der Fakultätsfunktion.

```
fac :: Integer -> Integer
```

### (1) In Form "bedingter Gleichungen"

```
fac n
| n == 0   = 1
| otherwise = n * fac (n - 1)
```

~> *Hinweis*: Variante (1) ist "der" Regelfall in Haskell!

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (1)

(2) *λ-artig*

```
fac = \n -> (if n == 0 then 1 else (n * fac (n - 1)))
```

- Reminiszenz an den funktionaler Programmierung zugrundeliegenden  $\lambda$ -Kalkül ( $\lambda xy. (x + y)$ )
- In Haskell:  $\lambda xy \rightarrow x + y$  sog. *anonyme* Funktion. Praktisch, wenn der Name keine Rolle spielt und man sich deshalb bei Verwendung anonymer Funktionen keinen zu überlegen braucht.

(3) *Gleichungsorientiert*

```
fac n = if n == 0 then 1 else (n * fac (n - 1))
```

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (2)

...am Beispiel weiterer Funktionen.

```
kVA :: Float -> (Float, Float)
-- Berechnung von Volumen (V) und Fläche (A)
  einer Kugel (K).
  Zur Erinnerung:  $V = \frac{4}{3}\pi r^3$     $A = 4\pi r^2$ 
```

Mittels *lokaler Deklarationen*...

(4a) *where*-Konstrukt

```
kVA r =
  ((4/3) * myPi * rcube r, 4 * myPi * square r)
  where
    myPi    = 3.14
    rcube x = x * square x
    square x = x * x
```

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (3)

bzw...

(4b) *let*-Konstrukt

```
kVA r =
  let
    myPi    = 3.14
    rcube x = x * square x
    square x = x * x
  in
    ((4/3) * myPi * rcube r, 4 * myPi * square r)
```

## Fkt.in Haskell: Notat. Varianten (4)

*In einer Zeile*...

(5a) ...mittels ";"

```
kVA r =
  ((4/3) * myPi * rcube r, 4 * myPi * square r)
  where
    myPi = 3.14; rcube x = x * square x; square x = x * x
```

(5b) ...mittels ";"

```
kVA r =
  let myPi = 3.14; rcube x = x * square x; square x = x * x
  in
    ((4/3) * myPi * rcube r, 4 * myPi * square r)
```

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (5)

Spezialfall: *binäre (zweistellige)* Funktionen...

```
imax :: Integer -> Integer -> Integer
imax p q
| p >= q   = p
| otherwise = q

tripleMax :: Integer -> Integer -> Integer -> Integer
tripleMax p q r
| (imax p q == p) && (p 'imax' r == p) = p
| ...
| otherwise                             = r
```

...imax in tripleMax als *Präfix*- und als *Infixoperator* verwandt

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (6)

*Musterbasiert*...

```
fib :: Integer -> Integer
fib 0 = 1
fib 1 = 1
fib n = fib(n-2) + fib(n-1)
```

```
capVowels :: Char -> Char
capVowels 'a' = 'A'
capVowels 'e' = 'E'
capVowels 'i' = 'I'
capVowels 'o' = 'O'
capVowels 'u' = 'U'
capVowels c  = c
```

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (7)

Mittels *case*-Ausdrucks...

```
capVowels :: Char -> Char
capVowels letter
= case letter of
  'a' -> 'A'
  'e' -> 'E'
  'i' -> 'I'
  'o' -> 'O'
  'u' -> 'U'
  letter -> letter

deCapVowels :: Char -> Char
deCapVowels letter
= case letter of
  'A' -> 'a'
  'E' -> 'e'
  'I' -> 'i'
  'O' -> 'o'
  'U' -> 'u'
  otherwise -> letter
```

---

## Fkt. in Haskell: Notat. Varianten (8)

Mittels *Muster* und "wild cards"...

```
add :: Integer -> Integer -> Integer
add n 0 = n
add 0 n = n
add m n = m+n
```

```
mult :: Integer -> Integer -> Integer
mult _ 0 = 0
mult 0 _ = 0
mult m n = m*n
```

---

## Muster können (u.a.) sein...

- *Werte* (z.B. 0, 'c', True)  
...ein Argument "passt" auf das Muster, wenn es vom entsprechenden Wert ist.
- *Variablen* (z.B. n)  
...jedes Argument passt.
- *Wild card* "\_"  
...jedes Argument passt (sinnvoll für nicht zum Ergebnis beitragende Argumente)
- ...  
~> mehr über Muster und musterbasierte Funktionsdefinitionen später...

---

## Literaturhinweis

...auf den Haskell-Sprachreport:

- *Haskell 98: Language and Libraries. The Revised Report.* Simon Peyton Jones (Hrsg.), Cambridge University Press, 2003.

---

## Fortf. von Kap. 1, Teil 2, Grundlagen

*Motivation...*

Betrachte folgendes Exzerpt von Aufgabenblatt 1:

```
"Ein einfacher Editor kann in Haskell wie folgt realisiert werden:
type Editor = [Char]
Schreiben Sie eine Haskell-Rechenvorschrift ersetze mit der Signatur
ersetze :: Editor -> Int -> String -> String -> Editor
die angesetzt auf..."
```

*Zwei naheliegende Fragen...*

- Warum so wenige Klammern?
- Warum so viele Pfeile (->) und warum so wenige Kreuze (x)? Warum nicht folgende Signaturzeile?  
"ersetze :: (Editor x Int x String x String) -> Editor"  
Beachte: Haskell-korrekt (d.h. "," statt x) wäre  
ersetze :: (Editor,Int,String,String) -> Editor

---

## ...die uns zu folgenden Thema führen

Mehr zu allg. Grundlagen und zu Haskell, insbesondere zu...

- Funktionen
  - ...und darüber wie man sie definieren/notieren kann  
~> Notationelle Alternativen (bereits besprochen)  
~> **Funktionssignaturen, Funktionsausdrücke, Klammereinsparungsregeln**  
~> Abseitsregel und Layout-Konventionen

und in der Folge weiterführend zu

- Klassifikation von Rekursionstypen
- Anmerkungen zu Effektivität und Effizienz
- Komplexitätsklassen

---

## Klammereinsparungsregeln in Funktionssignaturen

*Konvention* (von essentieller Bedeutung):

- Der *Typkonstruktor*  $\rightarrow$  ist *rechtsassoziativ!*

*Das bedeutet:*

- Die FunktionsSignatur  
 $f :: Int \rightarrow Float \rightarrow Int \rightarrow String \rightarrow Char$   
steht abkürzend für  
 $f :: (Int \rightarrow (Float \rightarrow (Int \rightarrow (String \rightarrow Char))))$
- Wann immer eine abweichende Klammerung intendiert ist, *muß* explizit geklammert werden!  
(vgl. *Klammereinsparungsregeln bei arithmetischen Ausdrücken*)

---

## Funktionen und ihre Signaturen (1)

*Zur Veranschaulichung, noch konkreter:*

Die Signaturen der Funktionen  $f$

```
f :: Int -> (Int -> Int)
```

(aufgrund der Klammereinsparungsregeln gleichbedeutend mit der ungeklammerten Kurzform  $f :: Int \rightarrow Int \rightarrow Int$ ) und  $g$

```
g :: (Int -> Int) -> Int
```

sind *grundsätzlich verschieden* und *unbedingt auseinanderzuhalten!*

---

## Funktionen und ihre Signaturen (2)

*Warum?*

- $f$  ist eine Funktion, die ganze Zahlen auf Abbildungen ganzer Zahlen in sich abbildet.
- $g$  ist eine Funktion, die Abbildungen ganzer Zahlen in sich auf ganze Zahlen abbildet.

*Zur Übung:*

- Überlegen Sie sich, ob die Funktion  $+$  (Addition auf ganzen Zahlen) dem Signaturschema von  $f$  oder dem von  $g$  folgt.



## Funktionen und ihre Signaturen (3)

Ein weiteres Beispiel, noch konkreter und noch ein wenig komplexer...

Mit folgenden Deklarationen für  $f$  und  $g$

```
f :: Int -> (Int -> Int -> Int)
f 1 = (+)
f 2 = (-)
f 3 = (*)
f _ = div

g :: (Int -> Int -> Int) -> Int
g h = h 6 3
```

...liefern die nachstehenden Aufrufe von  $f$  und  $g$  die angegebenen Resultate:

```
Main> f 1 2 3           kurz fuer: (((f 1) 2) 3)
5

Main> f 3 2 3
6

Main> g (+)
9

Main> g (*)
18
```

## Funktionen und ihre Signaturen (4)

Offenbar gilt: ...in  $g$  sind die Argumente 6 und 3 fest vorgegeben. Betrachte deshalb jetzt die folgende "Erweiterung"  $k$  von  $g$ , die das vermeidet:

```
k :: (Int -> Int -> Int) -> Int -> Int -> Int
k h x y = h x y
```

Beachte: ...aufgrund der Klammereinsparungsregeln für Funktionsterme (linksassoziativ) und  $\rightarrow$  (rechtsassoziativ) steht obige Deklaration von  $k$  abkürzend für:

```
k :: ((Int -> (Int -> Int)) -> (Int -> (Int -> Int)))
(((k h) x) y) = (h x) y
```

Für  $k$  sind jetzt folgende Aufrufe mit variablen Argumenten möglich:

```
Main> k (*) 3 5
15

Main> k (+) 17 4
21

Main> k div 42 5
8
```

## Funktionen und ihre Signaturen (5)

Zur Übung:

Vergleichen Sie die Deklaration der Funktion  $f$

```
f :: Int -> (Int -> Int -> Int)
f 1 = (+)
f 2 = (-)
f 3 = (*)
f _ = div
```

...mit der Deklaration ihrer scheinbar naheliegenden "dualen Variante"  $g$ :

```
g :: (Int -> Int -> Int) -> Int
g (+) = 1
g (-) = 2
g (*) = 3
g div = 42
g _ = 99
```

- Was beobachten Sie, wenn Sie die Funktionen  $f$  und  $g$  aufrufen?
- Haben Sie (schon) eine Erklärung dafür?

## Funktionen und ihre Signaturen (6)

Blieben Sie auch an folgender Frage dran...

- Warum möglicherweise sind die Klammereinsparungsregeln für  $\rightarrow$

```
f :: Int -> Int -> Int -> Int
```

zugunsten der *Rechtsassoziativität* von  $\rightarrow$

```
f :: (Int -> (Int -> (Int -> Int)))
```

und nicht der *Linksassoziativität* gefallen?

```
f :: (((Int -> Int) -> Int) -> Int)
```

## Funktionen und ihre Signaturen (7)

In jedem Falle gilt:

Die Einsicht in den Unterschied

- von

```
f :: Int -> Int -> Int -> Int
```

...aufgrund der *Rechtsassoziativität* von  $\rightarrow$  abkürzend und gleichbedeutend mit der vollständig, aber nicht überflüssig geklammerten Version

```
f :: (Int -> (Int -> (Int -> Int)))
```

- und von

```
f :: (((Int -> Int) -> Int) -> Int)
```

ist *essentiell* und von absolut *zentraler* Bedeutung!

## Funktionen und ihre Signaturen (8)

*Bewusst pointiert...*

Ohne diese Einsicht ist erfolgreiche Programmierung (speziell) im funktionalen Paradigma

- nicht möglich
- oder allenfalls Zufall!

## Bestandsaufnahme (1)

- Bis jetzt:  
...Konzentration auf Funktionsdeklarationen und ihre *Signaturen* bzw. *Typen*
- Ab jetzt:  
...Konzentration auf *Funktionsterme* und ihre *Signaturen* bzw. *Typen*

## Bestandsaufnahme (2)

**Tatsache:**

Wir sind gewohnt, mit Ausdrücken der Art

```
add 2 3
```

umzugehen. (Auch wenn wir gewöhnlich  $2+3$  statt `add 2 3` schreiben.)

**Frage:**

- Warum könnte es sinnvoll sein, auch mit (*scheinbar unvollständigen*) Ausdrücken wie

```
add 2
```

umzugehen?

- Entscheidend für die Antwort: Können wir einem Ausdruck wie `add 2` sinnvoll eine Bedeutung geben und wenn ja, welche?

## Funktionsterme und ihre Typen (1)

Betrachten wir die Funktion `add` zur Addition ganzer Zahlen noch einmal im Detail:

```
add :: Int -> Int -> Int
add m n = m+n
```

abkuerzend fuer:  $((\text{add } m) \ n) = m+n$

Dann sind die Ausdrücke `add`, `add 2` und `add 2 3` von den Typen:

```
add :: Int -> Int -> Int
add 2 :: Int -> Int
add 2 3 :: Int
```

## Funktionsterme und ihre Typen (2)

Erinnerung:

```
add :: Int -> Int -> Int
entspricht wg. vereinbarter Rechtsassoziativität von →
add :: Int -> (Int -> Int)
```

Somit *verbal* umschrieben:

- `add :: Int -> Int -> Int`  
...bezeichnet eine Funktion, die ganze Zahlen auf Funktionen von ganzen Zahlen in ganze Zahlen abbildet (*Rechtsassoziativität von →!*).
- `add 2 :: Int -> Int`  
...bezeichnet eine Funktion, die ganze Zahlen auf ganze Zahlen abbildet.
- `add 2 3 :: Int`  
...bezeichnet eine ganze Zahl (nämlich 5).

## Funktionsterme und ihre Typen (3)

Damit haben wir eine Antwort auf unsere Ausgangsfrage...

- Warum könnte es sinnvoll sein, auch mit (*scheinbar unvollständigen*) Ausdrücken wie  

```
add 2
```

umzugehen?
- Entscheidend für die Antwort: Können wir einem Ausdruck wie `add 2` sinnvoll eine Bedeutung geben und wenn ja, welche?

**Nämlich:**

Es ist sinnvoll, mit Ausdrücken der Art `add 2` umzugehen, weil

- wir ihnen sinnvoll eine Bedeutung zuordnen können!
- im Falle von `add 2`:  
...`add 2` bezeichnet eine Funktion auf ganzen Zahlen, die angewendet auf ein Argument dieses Argument um 2 erhöht als Resultat liefert.

## Funktionsterme und ihre Typen (4)

Betrachte auch folgendes Beispiel von vorhin unter dem neuen Blickwinkel auf Funktionsterme und ihre Typen:

```
k :: (Int -> Int -> Int) -> Int -> Int -> Int
k h x y = h x y
```

Dann gilt:

```
k :: (Int -> Int -> Int) -> Int -> Int -> Int
k add :: Int -> Int -> Int
k add 2 :: Int -> Int
k add 2 3 :: Int
```

*Zur Übung:*

- Ausprobieren! In Hugs lässt sich mittels des Kommandos `:t <Ausdruck>` der Typ eines Ausdrucks bestimmen!  
Bsp.: `:t k add 2` liefert `k add 2 :: Int -> Int`

## Funktionsterme und ihre Typen (5)

**Beachte:**

Der Ausdruck (Funktionsterm)

```
k add 2 3
```

steht kurz für

```
((k add) 2) 3)
```

Analog stehen die Ausdrücke (Funktionsterme)

```
k add
k add 2
```

kurz für

```
(k add)
((k add) 2)
```

## Funktionsterme und ihre Typen (6)

*Beobachtung* (anhand des vorigen Beispiels):

- Funktionen in Haskell sind grundsätzlich *einstellig!*
- Wie die Funktion `k` zeigt, kann dieses Argument komplex sein, bei `k` z.B. eine Funktion, die ganze Zahlen auf Funktionen ganzer Zahlen in sich abbildet.

*Beachte:*

Die Sprechweise, Argument der Funktion `k` sei eine zweistellige Funktion auf ganzen Zahlen, ist *lax* und *unpräzise*, gleichwohl (aus Gründen der Einfachheit und Bequemlichkeit) üblich.

## Funktionsterme und ihre Typen (7)

*Konsequenz* aus voriger Beobachtung:

- Wann immer man nicht durch Klammerung etwas anderes erzwingt, ist (aufgrund der vereinbarten Rechtsassoziativität des Typoperators `→`) das "eine" Argument der in Haskell grundsätzlich einstelligen Funktionen von demjenigen Typ, der links vor dem ersten Vorkommen des Typoperators `→` in der Funktionssignatur steht.
- Wann immer dies nicht erwünscht ist, muss dies durch explizite Klammerung in der Funktionssignatur ausgedrückt werden.

## Funktionsterme und ihre Typen (8)

*Beispiele:*

- *Keine Klammerung* ( $\rightsquigarrow$  Konvention greift!)

```
f :: Int -> Tree -> Graph -> ...
```

`f` ist einstellige Funktion auf ganzen Zahlen, nämlich `Int`, die diese abbildet auf...

- *Explizite Klammerung* ( $\rightsquigarrow$  Konvention aufgehoben, wo gewünscht!)

```
f :: (Int -> Tree) -> Graph -> ...
```

`f` ist einstellige Funktion auf Abbildungen von ganzen Zahlen auf Bäume, nämlich `Int -> Tree`, die diese abbildet auf...

*Hinweis:* Wie wir Bäume und Graphen in Haskell definieren können, lernen wir bald.

---

## Funktionsterme und ihre Typen (9)

Auch noch zu...

- ...
- Wann immer dies nicht erwünscht ist, muss dies durch explizite Klammerung in der Funktionssignatur erzwungen werden.

Beispiele:

- *Keine Klammerung*

```
f :: Int -> Tree -> Graph -> ...
```

f ist einstellige Funktion auf ganzen Zahlen, nämlich Int, die diese abbildet auf...

- *Explizite Klammerung*

```
f :: (Int,Tree) -> Graph -> ...
```

f ist einstellige Funktion auf Paaren aus ganzen Zahlen und Bäumen, nämlich (Int,Tree), die diese abbildet auf...

---

## Funktionsterme und ihre Typen (10)

Noch einmal zurück zum Beispiel der Funktion k:

```
k :: (Int -> Int -> Int) -> Int -> Int -> Int
```

...k ist eine einstellige Funktion, die eine zweistellige Funktion auf ganzen Zahlen als Argument erwartet (*lax!*) und auf eine Funktion abbildet, die ganze Zahlen auf Funktionen ganzer Zahlen in sich abbildet.

Zur Deutlichkeit die Signatur von k auch noch einmal vollständig, aber nicht überflüssig geklammert:

```
k :: ((Int -> (Int -> Int)) -> (Int -> (Int -> Int)))
```

---

## Funktionsterme und ihre Typen (11)

Das Beispiel von k fortgesetzt:

```
k add :: Int -> Int -> Int
```

...k add ist eine einstellige Funktion, die ganze Zahlen auf Funktionen ganzer Zahlen in sich abbildet.

Zur Deutlichkeit auch hier noch einmal vollständig, aber nicht überflüssig geklammert:

```
((k add) :: (Int -> (Int -> Int)))
```

---

## Funktionsterme und ihre Typen (12)

Das Beispiel von k weiter fortgesetzt:

```
k add 2 :: Int -> Int
```

...k add 2 ist eine einstellige Funktion, die ganze Zahlen in sich abbildet.

Zur Deutlichkeit auch hier wieder vollständig, aber nicht überflüssig geklammert:

```
((k add) 2) :: (Int -> Int)
```

---

## Funktionsterme und ihre Typen (13)

Das Beispiel von k abschließend fortgesetzt:

```
k add 2 3 :: Int
```

k add 2 3 bezeichnet ganze Zahl; in diesem Falle 5.

Zur Deutlichkeit auch dieser Funktionsterm vollständig, aber nicht überflüssig geklammert:

```
((k add) 2) 3 :: Int
```

---

## Wichtige Vereinbarungen in Haskell

Wenn in Haskell durch Klammerung nichts anderes ausgedrückt wird, gilt für

- Funktionssignaturen *Rechtsassoziativität*, d.h.

```
k :: (Int -> Int -> Int) -> Int -> Int -> Int
```

*steht für*

```
k :: ((Int -> (Int -> Int)) -> (Int -> (Int -> Int)))
```

- Funktionsterme *Linksassoziativität*, d.h.

```
k add 2 3 :: Int
```

*steht für*

```
((k add) 2) 3 :: Int
```

als vereinbart!

---

## Zum Abschluss des Signaturthemas (1)

Frage:

- Warum mag uns ein Ausdruck wie

```
add 2
```

“unvollständig” erscheinen?

---

## Zum Abschluss des Signaturthemas (2)

...weil wir im Zusammenhang mit der Addition tatsächlich weniger an Ausdrücke der Form

```
add 2 3
```

als vielmehr an Ausdrücke der Form

```
add' (2,3)
```

gewohnt sind!

*Erinnern Sie sich?*

$$+ : \mathbb{Z} \times \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$$

---

## Zum Abschluss des Signaturthemas (3)

Der Unterschied liegt in den Signaturen der Funktionen `add` und `add'`:

```
add  :: Int -> (Int -> Int)
add' :: (Int,Int) -> Int
```

Mit diesen Signaturen von `add` und `add'` sind einige Beispiele...

- *korrekter* Aufrufe:

```
add 2 3      => 5 :: Int
add' (2,3)   => 5 :: Int
add 2        :: Int -> Int
```

- *inkorrekt* Aufrufe:

```
add (2,3)
add' 2 3    -- beachte: add' 2 3 steht kurz fuer (add' 2) 3
add' 2
```

---

## Fazit zum Signaturthema (1)

Wir müssen nicht nur sorgfältig

- zwischen

```
f :: Int -> Int -> Int
```

...aufgrund der *Rechtsassoziativität* von  $\rightarrow$  abkürzend und gleichbedeutend ist mit

```
f :: Int -> (Int -> Int)
```

- und

```
f :: (Int -> Int) -> Int
```

unterscheiden, sondern ebenso sorgfältig auch

- zwischen

```
f :: (Int,Int) -> Int
```

- und

```
f :: Int -> (Int,Int)
```

und nicht zuletzt zwischen allen vier Varianten insgesamt!

---

## Und deshalb die Bitte:

- Gehen Sie die vorausgegangenen Beispiele noch einmal Punkt für Punkt durch und vergewissern Sie sich, dass Sie sie im Detail verstanden haben.

Das ist wichtig, weil...

- dieses Verständnis und der aus diesem Verständnis heraus mögliche kompetente und selbstverständliche Umgang mit komplexen Funktionssignaturen und Funktionstermen essentiell für alles weitere ist!

---

## Zum Abschluss des Signaturthemas (4)

Mithin...

- ...die Funktionen `+` und `add'` sind echte *zweistellige* Funktionen

wohingegen...

- ...die Funktion `add` einstellig ist und nur aufgrund der Klammereinsparungsregeln scheinbar ebenfalls "zweistellige" Aufrufe zulässt:

```
add 17 4
```

*Aber:* `add 17 4` steht kurz für `(add 17) 4`. Die geklammerte Variante macht deutlich: Ein Argument nach dem anderen und nur eines zur Zeit...

---

## Fazit zum Signaturthema (2)

Mithin, schreiben Sie

```
f :: Int -> Int -> Int
```

nur, wenn Sie auch wirklich

```
f :: Int -> (Int -> Int)
```

meinen und nicht etwa

```
f :: (Int -> Int) -> Int
```

oder

```
f :: (Int,Int) -> Int
```

oder

```
f :: Int -> (Int,Int)
```

*Es macht einen Unterschied!*

---

## Ein kurzer Ausblick

Wir werden auf die Unterschiede und die Vor- und Nachteile von Deklarationen in der Art von

```
add :: Int -> (Int -> Int)
```

und

```
add' :: (Int,Int) -> Int
```

im Verlauf der Vorlesung unter den Schlagwörtern *Funktionen höherer Ordnung*, *Currifizierung*, *Funktionen als "first class citizens"* wieder zurückkommen.

Behalten Sie die Begriffe im Hinterkopf und blättern Sie zu gegebener Zeit in Ihren Unterlagen wieder hierher zurück.

---

## Ergänzungen zu Funktionstermen (1)

Betrachten wir noch einmal die Funktion `add`:

```
add  :: Int -> (Int -> Int)
add m n = m+n
```

...und die Frage nach der "Existenz(berechtigung)" von

```
add 2 :: Int -> Int
```

...welches eine Funktion auf ganzen Zahlen ist, die ihr um 2 erhöhtes Argument als Resultat liefert.

Wir können diese Funktion `doubleInc` nennen...

---

## Ergänzungen zu Funktionstermen (2)

...und in natürlicherweise wie folgt definieren:

```
doubleInc :: Int -> Int
doubleInc n = 2+n
```

Wir können die Definition von `doubleInc` aber auch auf die Funktion `(add 2)` abstützen:

```
doubleInc :: Int -> Int
doubleInc n = (add 2) n
```

...oder noch kürzer argumentlos (als Identität von Funktionen) einführen:

```
doubleInc :: Int -> Int
doubleInc = (add 2)
```

*Beobachtung:* `doubleInc` ist (nur noch) ein anderer Name für die Funktion `(add 2)`, die hier und in den obigen Bsp. nur der Deutlichkeit halber geklammert ist.

## Ergänzungen zu Funktionstermen (3)

Vergleiche `doubleInc`, `add 2`

```
doubleInc :: Int -> Int
doubleInc = add 2
```

mit

```
\n -> add 2 n
```

*Beobachtung:* `doubleInc`, `add 2` und `\n -> add 2 n` sind...

- i.w. gleichwertige Formulierungen derselben Funktion
- i.w. dadurch unterschieden, dass `doubleInc` eine herkömmlich und im gewohnten Sinn benannte Funktion ist, wohingegen (`add 2`) und (`\n -> (add 2) n`) unbenannt, zumindest nicht im gewohnten Sinn mit einem Namen benannt sind; die Funktion (`\n -> (add 2) n`) speziell ist im Haskell-Jargon eine sog. *anonyme Funktion*!

## “Erfahrenheits“-Faustregel

Die Implementierung einer Funktion wie `doubleInc`

- durch

```
doubleInc :: Int -> Int
doubleInc n = 2*n
```

...deutet darauf hin, dass vermutlich noch wenig Erfahrung mit funktionaler Programmierung vorliegt

- durch

```
doubleInc :: Int -> Int      doubleInc :: Int -> Int
doubleInc = (+) 2           doubleInc = (+2)  -- sog. operator section
```

...deutet darauf hin, dass vermutlich bereits mehr Erfahrung mit funktionaler Programmierung vorliegt

- durch

```
\n -> 2*n
```

...deutet gleichfalls darauf hin, dass schon mehr Erfahrung mit funktionaler Programmierung vorliegt, und darüberhinaus, dass in der konkreten Anwendungssituation ein Name, unter dem auf die Funktion mit der Bedeutung “`doubleInc`” zugegriffen werden könnte, keine Rolle spielt.

## Als Ausblick... (1)

...ein kleines Beispiel schon jetzt:

```
map :: (Int -> Int) -> [Int] -> [Int]
map f [] = []
map f (x:xs) = (f x) : (map f xs)
```

Anwendung:

```
map (\n -> 2*n) [1,2,3] => [3,4,5]
```

...oder genauso gut

```
map (add 2) [1,2,3] => [3,4,5]
map (2+) [1,2,3] => [3,4,5]
```

Machen Sie sich klar, dass die Typisierung von `add'` folgendes nicht zulässt:

```
map (add' 2) [1,2,3]
```

→ später mehr dazu unter dem Stichwort “Funktionale”, speziell Funktionale auf Listen...

## Als Ausblick... (2)

Als Beispiel aussagekräftiger und überzeugender:

```
map (\n -> 3*n+42) [1,2,3] => [45,48,51]
```

Wird eine Funktion mit der Abbildungsvorschrift von (`\n -> 3*n+42`) ansonsten nicht gebraucht, spart man sich durch Verwendung der anonymen Funktion wie oben die Deklaration einer ansonsten nur genau einmal benutzten Funktion wie `dreifachPlus42`:

```
dreifachPlus42 :: Int -> Int
dreifachPlus42 n = 3*n+42
```

```
map dreifachPlus42 [1,2,3] => [45,48,51]
```

## Ein weiterer Nachtrag: Operatoren in Haskell

Operatoren in Haskell sind...

- ...grundsätzlich *Präfixoperatoren*, insbesondere alle selbstdeklarierten Operatoren (*vulgo*: selbstdeklarierte Funktionen)  
*Beispiele:* `fac 5`, `imax 2 3`, `tripleMax 2 5 3`,...
- ...in einigen wenigen Fällen *Infixoperatoren*, dies gilt insbesondere für arithmetische Operatoren  
*Beispiele:* `2+3`, `3*5`, `7-4`, `5^3`,...

## Binäre Operatoren in Haskell: Infix- vs. Präfix

Für binäre Operatoren in Haskell gilt...

- Binäre Operatoren `bop`, die standardmäßig als...
  - Präfixoperatoren verwendet werden, können in der Form ‘`bop`’ als Infixoperator verwendet werden  
*Beispiel:* `2 'imax' 3` (statt standardmäßig `imax 2 3`)
  - Infixoperatoren verwendet werden, können in der Form (`bop`) als Präfixoperator verwendet werden  
*Beispiel:* `(+) 2 3` (statt standardmäßig `2+3`)

## Abschließend zu Funktionstermen (1)

Betrachten wir noch einmal die Funktionen `add` und `add'`:

```
add :: Int -> (Int -> Int)
```

```
add' :: (Int,Int) -> Int
```

## Abschließend zu Funktionstermen (2)

...hier noch einmal zusammen mit ihren Implementierungen:

```
add :: Int -> (Int -> Int)
add m n = m+n
```

```
add' :: (Int,Int) -> Int
add' (m,n) = m+n
```

*Sprechweise:* Die Funktion...

- `add` ist *curryfiziert*
- `add'` ist *uncurryfiziert*

## Curryfiziert vs. uncurryfiziert (1)

Idee: ...ziehe die Art der Konsumation mehrerer Argumente zur Klassifizierung von Funktionen heran

Erfolgt die Konsumation mehrerer Argumente durch Funktionen...

- einzeln Argument für Argument: *curryfiziert*
- gebündelt als Tupel: *uncurryfiziert*

Beispiele:

```
Funktion add curryfiziert:    add 2 3    bzw. (add 2) 3
Funktion add' uncurryfiziert: add' (2,3)
```

## Curryfiziert vs. uncurryfiziert (2)

Zentral sind die beiden *Funktionale* (synonym: *Funktionen höherer Ordnung*) *curry* und *uncurry*...

```
curry :: ((a,b) -> c) -> (a -> b -> c)
curry f x y = f (x,y)
```

```
uncurry :: (a -> b -> c) -> ((a,b) -> c)
uncurry g (x,y) = g x y
```

Intuitiv:

- *Curryfizieren* ersetzt Produkt-/Tupelbildung "x" durch Funktionspfeil "→".
- *Decurryfizieren* ersetzt Funktionspfeil "→" durch Produkt-/Tupelbildung "x".

Bemerkung: Die Bezeichnung geht auf Haskell B. Curry zurück, die (weit ältere) Idee auf M. Schönfinkel aus der Mitte der 20er-Jahre.

## Curryfiziert vs. uncurryfiziert (3)

Die Funktionale *curry* und *uncurry* bilden...

- *uncurryfiziert* vorliegende Funktionen auf ihr *curryfiziertes* Gegenstück ab, d.h.  
...für *uncurryfiziertes*  $f :: (a,b) \rightarrow c$  ist  
 $\text{curry } f :: a \rightarrow b \rightarrow c$  *curryfiziert*.
- *curryfiziert* vorliegende Funktionen auf ihr *uncurryfiziertes* Gegenstück ab, d.h.  
...für *curryfiziertes*  $g :: a \rightarrow b \rightarrow c$  ist  
 $\text{uncurry } g :: (a,b) \rightarrow c$  *uncurryfiziert*.

```
curry :: ((a,b) -> c) -> (a -> b -> c)
curry f x y = f (x,y)
```

```
curry f :: a -> b -> c
```

```
uncurry :: (a -> b -> c) -> ((a,b) -> c)
uncurry g (x,y) = g x y
```

```
uncurry g :: (a,b) -> c
```

## Im Beispiel...

```
add :: Int -> (Int -> Int)
add m n = m+n
```

```
add' :: (Int,Int) -> Int
add' (m,n) = m+n
```

Damit gilt:

```
curry add' :: Int -> Int -> Int
```

```
uncurry add :: (Int,Int) -> Int
```

...und somit sind die folgenden Aufrufe gültige Aufrufe:

```
curry add' 17 4
  => add' (17,4) => 17+4 => 21
```

```
uncurry add (17,4)
  => add 17 4 => 17+4 => 21
```

## Curryfiziert oder uncurryfiziert?

...das ist hier die Frage.

Zum einen...

- Geschmackssache (sozusagen eine notationelle Spielerei)  
...sicher, auch das, aber: die Verwendung *curryfizierter* Formen ist in der Praxis vorherrschend  
~>  $f\ x, f\ x\ y, f\ x\ y\ z, \dots$  möglicherweise eleganter als  
 $f\ x, f\ (x,y), f\ (x,y,z), \dots$ ?

Zum anderen (und weit wichtiger!) folgendes...

- Sachargument  
...(nur) Funktionen in *curryfizierter* Darstellung unterstützen *partielle Auswertung*  
~> Funktionen liefern Funktionen als Ergebnis!

Beispiel:  $\text{add } 4711 :: \text{Int} \rightarrow \text{Int}$

...ist eine einstellige Funktion auf den ganzen Zahlen, die ihr Argument um 4711 erhöht als Resultat zurückliefert.

## Layout-Konventionen für Haskell-Programme

Für die meisten gängigen Programmiersprachen gilt:

- Das Layout eines Programms hat Einfluss
  - auf seine Leserlichkeit, Verständlichkeit, Wartbarkeit
  - aber nicht auf seine Bedeutung

Für Haskell gilt das nicht!

- Das Layout eines Programms trägt in Haskell Bedeutung!
- Reminiszenz an Cobol, Fortran. Layoutabhängigkeit aber auch zu finden in modernen Sprachen wie z.B. occam.
- Für Haskell ist für diesen Aspekt des Sprachentwurfs eine grundsätzlich andere Entwurfsentscheidung getroffen worden als z.B. für Java, Pascal, C, etc.

## Abseitsregel (engl. offside rule) (1)

...layout-abhängige Syntax als notationelle Besonderheit in Haskell

"Abseits"-Regel...

- Erstes Zeichen einer Deklaration (bzw. nach *let*, *where*):  
...Startspalte neuer "Box" wird festgelegt
- Neue Zeile...
  - gegenüber der aktuellen Box nach rechts eingerückt:  
...aktuelle Zeile wird fortgesetzt
  - genau am linken Rand der aktuellen Box: ...neue Deklaration wird eingeleitet
  - weiter links als die aktuelle Box: ...aktuelle Box wird beendet ("Abseitssituation")

## Ein Beispiel zur Abseitsregel (1)

Unsere Funktion *kVA* zur Berechnung von Volumen und Oberfläche einer Kugel mit Radius *r*:

```
kVA r =
  ((4/3) * myPi * rcube r, 4 * myPi * square r)
where
myPi    = 3.14
rcube x = x *
square x

square x = x * x
```

...nicht schön, aber korrekt. Das Layout genügt der Abseitsregel von Haskell und damit den Layout-Konventionen.

## Abseitsregel (2)

Graphische Veranschaulichung der Abseitsregel...

```
-----  
|  
kVA r =  
| ((4/3) * myPi * rcube r, 4 * myPi * square r)  
|-----  
| |  
| where  
| myPi = 3.14  
| rcube x = x *  
| | square x  
| |----->  
|----->  
  
square x = x * x  
|  
|/  
|
```

## Layout-Konventionen

...bewährt hat es sich, eine Layout-Konvention nach folgendem Muster einzuhalten:

```
funName f1 f2... fn  
| g1 = e1  
| g2 = e2  
| ...  
| gk = ek  
  
funName f1 f2... fn  
| diesIstEinGanz  
| BesondersLanger  
| Waechter  
| = diesIstEinEbenso  
| BesondersLangerAusdruck  
| g2 = e2  
| ...  
| otherwise = ek
```

## Verantwortung des Programmierers (1)

...die Auswahl einer angemessenen Notation. Vergleiche...

triMax :: Integer -> Integer -> Integer -> Integer

```
a) triMax = \p q r ->  
  if p>=q then (if p>=r then p  
                else r)  
                else (if q>=r then q  
                      else r)  
  
b) triMax p q r =  
  if (p>=q) && (p>=r) then p  
  else  
  if (q>=p) && (q>=r) then q  
  else r  
  
c) triMax p q r  
  | (p>=q) && (p>=r) = p  
  | (q>=p) && (q>=r) = q  
  | (r>=p) && (r>=q) = r
```

Auswahlkriterium: Welche Variante lässt sich am einfachsten verstehen?

## Verantwortung des Programmierers (2)

Hilfreich ist auch eine Richtschnur von C.A.R. Hoare:

Programme können grundsätzlich auf zwei Arten geschrieben werden:

- So einfach, dass sie offensichtlich keinen Fehler enthalten
- So kompliziert, dass sie keinen offensichtlichen Fehler enthalten

*Es liegt am Programmierer, welchen Weg er einschlägt.*

## Rekursion

..speziell in funktionalen Sprachen

- Das zentrale Ausdrucksmittel/Sprachmittel, Wiederholungen auszudrücken. *Beachte:* Wir haben keine Schleifen in funktionalen Sprachen.
- Erlaubt oft sehr elegante Lösungen, oft wesentlich einfacher als schleifenbasierte Lösungen. Typisches Beispiel: *Türme von Hanoi*.
- Insgesamt so wichtig, dass eine *Klassifizierung* von Rekursionstypen angezeigt ist.

Eine solche Klassifizierung wird uns in der Folge beschäftigen.

Zuvor aber zwei Beispiele: *Quicksort* und *Türme von Hanoi*

## Quicksort

...ein Beispiel, für das Rekursion auf eine elegante Lösung führt:

quickSort :: [Int] -> [Int]

```
quickSort [] = []  
quickSort (x:xs) =  
  quickSort [ y | y <- xs, y <= x ] ++  
  [x] ++ quickSort [ y | y <- xs, y > x ]
```

## Türme von Hanoi (1)

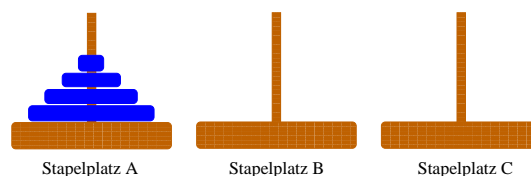
...ein anderes Beispiel, für das Rekursion auf eine elegante Lösung führt:

- *Ausgangssituation:* Gegeben sind drei Stapelplätze A, B und C. Auf Platz A liegt ein Stapel unterschiedlich großer Scheiben, die ihrer Größe nach sortiert aufgeschichtet sind, d.h. die Größe der Scheiben nimmt von unten nach oben sukzessive ab.
- *Aufgabe:* Verlege unter Zuhilfenahme von Platz B den Stapel von Scheiben von Platz A auf Platz C, wobei Scheiben stets nur einzeln verlegt werden dürfen und zu keiner Zeit eine größere Scheibe oberhalb einer kleineren Scheibe auf einem der drei Plätze liegen darf.

*Lösung:* Übungsaufgabe

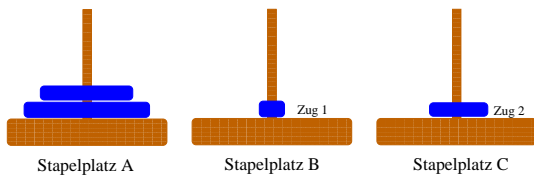
## Türme von Hanoi (2)

Veranschaulichung:



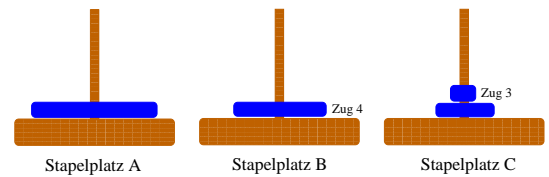
## Türme von Hanoi (3)

Nach zwei Zügen:



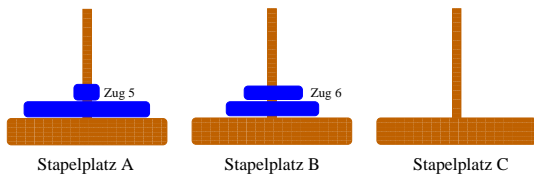
## Türme von Hanoi (4)

Nach vier Zügen:



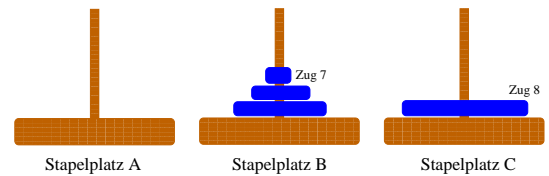
## Türme von Hanoi (5)

Nach sechs Zügen:



## Türme von Hanoi (6)

Nach acht Zügen:



## Klassifikation der Rek.typen (1)

Generell...

...eine Rechenvorschrift heißt *rekursiv*, wenn sie in ihrem Rumpf (direkt oder indirekt) aufgerufen wird.

Dabei können wir unterscheiden...

- *Mikroskopische Struktur*  
...betrachtet einzelne Rechenvorschriften und die syntaktische Gestalt der rekursiven Aufrufe
- *Makroskopische Struktur*  
...betrachtet Systeme von Rechenvorschriften und ihre gegenseitigen Aufrufe

## Rek.typen: Mikroskopische Struktur (2)

Üblich sind folgende Sprechweisen...

### 1. Repetitive (schlichte) Rekursion

...pro Zweig höchstens ein rekursiver Aufruf und zwar jeweils als äußerste Operation

Bsp:

```
ggT :: Integer -> Integer -> Integer
ggT m n
  | n == 0      = m
  | m >= n      = ggT (m-n) n
  | m < n       = ggT (n-m) m
```

## Rek.typen: Mikroskopische Struktur (3)

### 2. Lineare Rekursion

...pro Zweig höchstens ein rekursiver Aufruf, jedoch nicht notwendig als äußerste Operation

Bsp:

```
powerThree :: Integer -> Integer
powerThree n
  | n == 0      = 1
  | n > 0       = 3 * powerThree (n-1)
```

*Beachte:* ...im Zweig  $n > 0$  ist "\*" die äußerste Operation, nicht `powerThree`!

## Rek.typen: Mikroskopische Struktur (4)

### 3. Geschachtelte Rekursion

...rekursive Aufrufe enthalten rekursive Aufrufe als Argumente

Bsp:

```
fun91 :: Integer -> Integer
fun91 n
  | n > 100      = n - 10
  | n <= 100     = fun91(fun91(n+11))
```

*Preisfrage:* Warum heißt die Funktion wohl `fun91`?



---

## Rek.typen: Mikroskopische Struktur (5)

### 4. Baumartige (kaskadenartige) Rekursion

...pro Zweig können mehrere rekursive Aufrufe nebeneinander vorkommen

Bsp:

```
binom :: (Integer,Integer) -> Integer
binom (n,k)
  | k==0 || n==k = 1
  | otherwise   = binom (n-1,k-1) + binom (n-1,k)
```

---

## Rek.typen: Makroskopische Struktur (6)

### 1. Direkte Rekursion

...entspricht Rekursion (Präzisierung!)

### 2. Indirekte oder auch *verschränkte (wechselweise) Rekursion*

...zwei oder mehr Funktionen rufen sich wechselseitig auf

Bsp:

```
isEven :: Integer -> Bool
isEven n
  | n == 0 = True
  | n > 0  = isOdd (n-1)

isOdd :: Integer -> Bool
isOdd n
  | n == 0 = False
  | n > 0  = isEven (n-1)
```

---

## Anm. zu Effektivität & Effizienz (1)

Viele Probleme lassen sich...

- elegant rekursiv lösen (z.B. Türme von Hanoi)
- jedoch nicht immer effizient ( $\neq$  effektiv!)

Als Faustregel gilt...

- Unter Effizienzgesichtspunkten ist...
  - repetitive Rekursion am (kosten-) günstigsten
  - geschachtelte und baumartige Rekursion am ungünstigsten

---

## Anm. zu Effektivität & Effizienz (2)

(Oft) folgende Abhilfe bei ineffizienten Implementierungen möglich:

↪ Umformulieren! Ersetzen ungünstiger durch günstigere Rekursionsmuster!

Etwas...

- Rückführung *linearer* Rekursion auf *repetitive* Rekursion

---

## Anm. zu Effektivität & Effizienz (3)

...am Beispiel der Fakultätsfunktion:

Naheliegende Formulierung mit *linearem* Rekursionsmuster...

```
fac :: Integer -> Integer
fac n = if n == 0 then 1 else (n * fac(n-1))
```

Effizientere Formulierung mit *repetitivem* Rekursionsmuster...

```
fac :: Integer -> Integer
fac n = facRep (n,1)
```

```
facRep :: (Integer,Integer) -> Integer
facRep (p,r) = if p == 0 then r else facRep (p-1,p*r)
```

↪ "Trick" ...Rechnen auf Parameterposition!

Aber: Überlagerungen mit anderen Effekten sind möglich, so dass sich der Effizienzgewinn nicht realisiert! (Zur Übung: Wie ist das im obigen Beispiel?)

---

## Kaskaden- oder baumartige Rekursion

...oft anfällig für unnötige Mehrfachberechnungen.

...in der Folge illustriert am Beispiel der Berechnung der Folge der *Fibonacci-Zahlen*:

Die Folge  $f_0, f_1, \dots$  der *Fibonacci-Zahlen* ist definiert durch...

$$f_0 = 0, f_1 = 1 \quad \text{und} \quad f_n = f_{n-1} + f_{n-2} \quad \text{für alle } n \geq 2$$

---

## Fibonacci-Zahlen (1)

Die naheliegende Implementierung...

```
fib :: Integer -> Integer
fib n
  | n == 0 = 0
  | n == 1 = 1
  | otherwise = fib (n-1) + fib (n-2)
```

...führt auf kaskaden- bzw. baumartige Rekursion

↪ ...und ist sehr, seehr laaaangsaam (ausprobieren!)

---

## Fibonacci-Zahlen (2)

*Veranschaulichung* ...durch manuelle Auswertung

fib 0 => 0 -- 1 Aufrufe von fib

fib 1 => 1 -- 1 Aufrufe von fib

fib 2 => fib 1 + fib 0  
=> 1 + 0  
=> 1 -- 3 Aufrufe von fib

fib 3 => fib 2 + fib 1  
=> (fib 1 + fib 0) + 1  
=> (1 + 0) + 1  
=> 2 -- 5 Aufrufe von fib

## Fibonacci-Zahlen (3)

```

fib 4 => fib 3 + fib 2
=> (fib 2 + fib 1) + (fib 1 + fib 0)
=> ((fib 1 + fib 0) + 1) + (1 + 0)
=> ((1 + 0) + 1) + (1 + 0)
=> 3 -- 9 Aufrufe von fib

fib 5 => fib 4 + fib 3
=> (fib 3 + fib 2) + (fib 2 + fib 1)
=> ((fib 2 + fib 1) + (fib 1 + fib 0))
    + ((fib 1 + fib 0) + 1)
=> (((fib 1 + fib 0) + 1) + (1 + 0)) + ((1 + 0) + 1)
=> (((1 + 0) + 1) + (1 + 0)) + ((1 + 0) + 1)
=> 5 -- 15 Aufrufe von fib
    
```

## Fibonacci-Zahlen (4)

```

fib 8 => fib 7 + fib 6
=> (fib 6 + fib 5) + (fib 5 + fib 4)
=> ((fib 5 + fib 4) + (fib 4 + fib 3))
    + ((fib 4 + fib 3) + (fib 3 + fib 2))
=> (((fib 4 + fib 3) + (fib 3 + fib 2))
    + (fib 3 + fib 2) + (fib 2 + fib 1)))
    + (((fib 3 + fib 2) + (fib 2 + fib 1))
    + ((fib 2 + fib 1) + (fib 1 + fib 0)))
=> ... -- 60 Aufrufe von fib
    
```

### Offensichtliche Probleme

- viele Mehrfachberechnungen
- exponentielles Wachstum!

## Abhilfe

Programmiertechniken wie

- Dynamische Programmierung
- Memoization

Zentrale Idee:

- Speicherung und Wiederverwendung bereits berechneter (Teil-) Ergebnisse statt deren Wiederberechnung.

## Komplexitätsklassen (1)

Nach P. Pepper. *Funktionale Programmierung in OPAL, ML, Haskell und Gofer*, 2. Auflage, 2003, Kapitel 11.

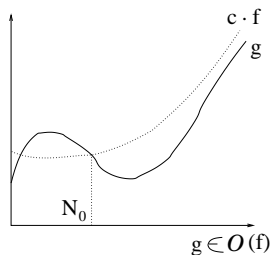
Erinnerung ... $\mathcal{O}$ -Notation

- Sei  $f$  eine Funktion  $f : \alpha \rightarrow \mathbb{R}^+$  von einem gegebenen Datentyp  $\alpha$  in die Menge der positiven reellen Zahlen. Dann ist die Klasse  $\mathcal{O}(f)$  die Menge aller Funktionen, die "langsamer wachsen" als  $f$ :

$$\mathcal{O}(f) =_{df} \{h \mid h(n) \leq c * f(n) \text{ für eine positive Konstante } c \text{ und alle } n \geq N_0\}$$

## Komplexitätsklassen (2)

Veranschaulichung:



## Komplexitätsklassen (3)

Beispiele häufig auftretender Kostenfunktionen...

Kürzel	Aufwand	Intuition: vertausendfachte Eingabe heißt...
$\mathcal{O}(c)$	konstant	... gleiche Arbeit
$\mathcal{O}(\log n)$	logarithmisch	...nur zehnfache Arbeit
$\mathcal{O}(n)$	linear	...auch vertausendfachte Arbeit
$\mathcal{O}(n \log n)$	"n log n"	...zehntausendfachte Arbeit
$\mathcal{O}(n^2)$	quadratisch	...millionenfache Arbeit
$\mathcal{O}(n^3)$	kubisch	...milliardenfache Arbeit
$\mathcal{O}(n^c)$	polynomial	...gigantisch viel Arbeit (für großes c)
$\mathcal{O}(2^n)$	exponentiell	...hoffnungslos

## Komplexitätsklassen (4)

...und was wachsende Eingaben in realen Zeiten in der Praxis bedeuten können:

n	linear	quadratisch	kubisch	exponentiell
1	1 $\mu$ s	1 $\mu$ s	1 $\mu$ s	2 $\mu$ s
10	10 $\mu$ s	100 $\mu$ s	1 ms	1 ms
20	20 $\mu$ s	400 $\mu$ s	8 ms	1 s
30	30 $\mu$ s	900 $\mu$ s	27 ms	18 min
40	40 $\mu$ s	2 ms	64 ms	13 Tage
50	50 $\mu$ s	3 ms	125 ms	36 Jahre
60	60 $\mu$ s	4 ms	216 ms	36 560 Jahre
100	100 $\mu$ s	10 ms	1 sec	4 * 10 <sup>16</sup> Jahre
1000	1 ms	1 sec	17 min	sehr, sehr lange...

## Fazit

Die vorigen Folien machen deutlich...

- ...Effizienz ist wichtig!
- ...Rekursionsmuster haben einen erheblichen Einfluss darauf (vgl. baumartig-rekursive Implementierung der Fibonacci-Funktion. Beachte aber: Nicht das baumartige Rekursionsmuster ist ein Problem an sich, sondern die unnötigen Mehrfachberechnungen von Werten im Falle der Fibonacci-Funktion!)

Allerdings...

- Baumartig rekursive Funktionsdefinitionen bieten sich zur *Parallelisierung* an!  
Stichwort: ...*divide and conquer!*

Zur Übung empfohlen...

- Wie könnte die Berechnung der Folge der Fibonacci-Zahlen

## Struktur von Programmen

Programme funktionaler Programmiersprachen, speziell Haskell-Programme, sind zumeist

- Systeme (*wechselweiser*) *rekursiver* Rechenvorschriften, die sich *hierarchisch* oder/und *wechselweise* aufeinander abstützen.

Um sich über die *Struktur* solcher Systeme von Rechenvorschriften Klarheit zu verschaffen, ist neben der Untersuchung

- der *Rekursionstypen*

der beteiligten Rechenvorschriften insbesondere auch die Untersuchung

- ihrer *Aufrufgraphen*

geeignet.

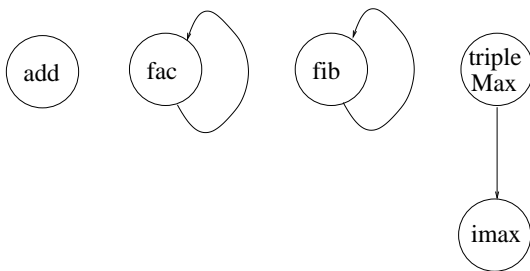
## Aufrufgraphen

Der *Aufrufgraph* eines Systems  $S$  von Rechenvorschriften enthält

- einen *Knoten* für jede in  $S$  deklarierte Rechenvorschrift,
- eine gerichtete *Kante* vom Knoten  $f$  zum Knoten  $g$  genau dann, wenn im Rumpf der zu  $f$  gehörigen Rechenvorschrift die zu  $g$  gehörige Rechenvorschrift aufgerufen wird.

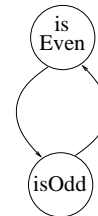
## Beispiele von Aufrufgraphen (1)

...die Aufrufgraphen des Systems von Rechenvorschriften der Funktionen `add`, `fac`, `fib`, `imax` und `tripleMax`:



## Beispiele von Aufrufgraphen (2)

...die Aufrufgraphen des Systems von Rechenvorschriften der Funktionen `isOdd` und `isEven`:



## Beispiele von Aufrufgraphen (3)

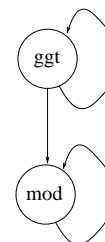
...das System von Rechenvorschriften der Funktionen `ggT` und `mod`:

```
ggT :: Int -> Int -> Int
ggT m n
  | n == 0 = m
  | n > 0 = ggT n (mod m n)

mod :: Int -> Int -> Int
mod m n
  | m < n = m
  | m >= n = mod (m-n) n
```

## Beispiele von Aufrufgraphen (3)

...und sein Aufrufgraph:



## Auswertung von Aufrufgraphen

Aus dem Aufrufgraphen eines Systems von Rechenvorschriften ist u.a. ablesbar...

- *Direkte Rekursivität* einer Funktion: "Selbstkringel".  
...z.B. bei den Aufrufgraphen der Funktionen `fac` und `fib`.
- *Wechselweise Rekursivität* zweier (oder mehrerer) Funktionen: Kreise (mit mehr als einer Kante)  
...z.B. bei den Aufrufgraphen der Funktionen `isOdd` und `isEven`.
- *Direkte hierarchische Abstützung* einer Funktion auf eine andere: Es gibt eine Kante von Knoten  $f$  zu Knoten  $g$ , aber nicht umgekehrt.  
...z.B. bei den Aufrufgraphen der Funktionen `tripleMax` und `imax`.
- *Indirekte hierarchische Abstützung* einer Funktion auf eine andere: Knoten  $g$  ist von Knoten  $f$  über eine Folge von Kanten erreichbar, aber nicht umgekehrt.
- *Wechselweise Abstützung*: Knoten  $g$  ist von Knoten  $f$  direkt oder indirekt über eine Folge von Kanten erreichbar und umgekehrt.
- *Unabhängigkeit/Isolation* einer Funktion: Knoten  $f$  hat (ggf. mit Ausnahme eines Selbstkringels) weder ein- noch ausgehende Kanten.  
...z.B. bei den Aufrufgraphen der Funktionen `add`, `fac` und `fib`.
- ...

## Kapitel 2: Datentypdeklarationen

Datenstrukturen in Haskell...

- Algebraische Datentypen (`data Tree = ...`)
- Typsynonyme (`type Student = ...`)
- Spezialitäten (`newtype State = ...`)

## Datentypdeklarationen in Haskell

...selbstdefinierte (neue) Datentypen in Haskell!

↪ Haskell's Vehikel dafür: *Algebraische Typen*

*Algebraische Typen* erlauben uns zu definieren...

- Summentypen
  - *Spezialfälle*
  - \* Produkttypen
  - \* Aufzählungstypen

In der Praxis besonders wichtige Varianten...

- Rekursive Typen (↪ "unendliche" Datenstrukturen)
- Polymorphe Typen (↪ Wiederverwendung): *Später!*

## Grundlegende Typmuster

*Aufzählungs-, Produkt- und Summentypen:*

- *Aufzählungstypen*
  - ↪ Typen mit endlich vielen Werten
  - ...typisches Beispiel: Typ Jahreszeiten mit Werten  
Fruehling, Sommer, Herbst und Winter.
- *Produkttypen* (synonym: *Verbundtypen*)
  - ↪ Typen mit möglicherweise unendlich vielen Tupelwerten
  - ...typisches Beispiel: Typ Person mit Werten  
(Adam, maennlich, 27), (Eva, weiblich, 25), etc.
- *Summentypen* (synonym: *Vereinigungstypen*)
  - ↪ Vereinigung von Typen mit möglicherweise jeweils unendlich vielen Werten
  - ...typisches Beispiel: Typ Verkehrsmittel als Vereinigung der  
(Werte der) Typen Auto, Schiff, Flugzeug, etc.

## Zum Einstieg und Vergleich... (1)

Realisierung von Typdefinitionen in imperativen Sprachen  
...hier am Bsp. von Pascal

- *Aufzählungstypen*

```
TYPE jahreszeiten = (fruehling, sommer, herbst, winter);
spielkartenfarben = (kreuz, pik, herz, karo);
werkstage = (montag, dienstag, mittwoch,
             donnerstag, freitag);
transportmittel = (fahrrad, auto, schiff, flugzeug);
form = (kreis, rechteck, quadrat, dreieck);
```

- *Produkttypen*

```
TYPE person = RECORD
  name: ARRAY [1..42] OF char;
  geschlecht: (maennlich, weiblich);
  alter: integer
END;
```

## Zum Einstieg und Vergleich... (2)

- *Summentypen*

```
TYPE verkehrsmittel =
RECORD
  CASE vkm: transportmittel OF
    fahrrad: (tandem: Boolean);
    auto: (hersteller: ARRAY [1..30] OF char;
           hubraum: real);
    schiff: (name: ARRAY [1..30] OF char;
            tiefgang: real;
            heimathafen: ARRAY [1..50] OF char);
    flugzeug: (reichweite: real;
              sitzplaetze: integer)
  END;

geometrischfigur =
RECORD
  CASE fgr: form OF
    kreis: (radius: real);
    rechteck: (breite, hoehe: real);
    quadrat: (seitenlaenge, diagonale: real);
    dreieck: (s1, s2, s3: real; rechteck: boolean);
  END;
```

## Zum Einstieg und Vergleich... (3)

Aufzählungstypen, Produkttypen, Summentypen...

- In Pascal ...drei verschiedene Sprachkonstrukte
- In Haskell ...ein *einheitliches* Sprachkonstrukt  
↪ die *algebraische Datentypdefinition*

## Zum Einstieg und Vergleich... (4)

Obige Einstiegsdatentypbeispiele in Haskell...

- Aufzählungstyp Jahreszeiten

```
data Jahreszeiten = Fruehling | Sommer | Herbst | Winter
data Werkstage = Montag | Dienstag | Mittwoch | Donnerstag | Freitag
data Bool = True | False
```

- Produkttyp Person

```
data Person = Pers Name Geschlecht Alter
```

mit

```
type Name = String
type Alter = Int
data Geschlecht = Maennlich | Weiblich
```

## Zum Einstieg und Vergleich... (5)

- Summentyp Verkehrsmittel

```
data Verkehrsmittel = Fahrrad Bool |
  Auto String Float |
  Schiff String Float String |
  Flugzeug Float Int
```

In obiger Form offenbar wenig transparent im Vergleich zu:

```
TYPE verkehrsmittel =
RECORD
  CASE vkm: transportmittel OF
    fahrrad: (tandem: Boolean);
    auto: (hersteller: ARRAY [1..30] OF char;
           hubraum: real);
    schiff: (name: ARRAY [1..30] OF char;
            tiefgang: real;
            heimathafen: ARRAY [1..50] OF char);
    flugzeug: (reichweite: real;
              sitzplaetze: integer)
  END;
```

## Zum Einstieg und Vergleich... (5)

- Summentyp Verkehrsmittel

```
data Verkehrsmittel = Fahrrad Tandem |
  Auto Hersteller Hubraum |
  Schiff Name Tiefgang Heimathafen |
  Flugzeug Spannweite Sitzplaetze
```

mit

```
type Tandem = Bool
type Hersteller = String
type Hubraum = Float
type Name = String
type Tiefgang = Float
type Heimathafen = String
type Reichweite = Float
type Sitzplaetze = Int
```

*Man erkennt:* Typsynonyme bringen *Transparenz* ins Programm!

## Algebraische Datentypen in Haskell

...das allg. Muster der algebraischen Datentypdefinition:

```
data Typename
  = Con1 t11 ... t1k1 |
  Con2 t21 ... t2k2 |
  ...
  Conn tn1 ... tnkn
```

Sprechweisen:

- Typename ... Typname/-identifikator
- $\text{Con}_i$ ,  $i = 1..n$  ... Konstruktoren/-identifikatoren
- $k_i$ ,  $i = 1..n$  ... Stelligkeit des Konstruktors  $\text{Con}_i$ ,  $k_i \geq 0$ ,  $i = 1, \dots, n$

Beachte: Typ- und Konstruktorenidentifikatoren müssen mit einem Großbuchstaben beginnen (siehe z.B. True, False)!

## Konstruktoren...

...können als Funktionsdefinitionen gelesen werden:

```
Coni :: ti1 -> ... -> tiki -> Typename
```

Konstruktion von Werten eines algebraischen Datentyps durch...

...Anwendung eines Konstruktors auf Werte "passenden" Typs, d.h....

```
Coni vi1 ... viki :: Typename
```

wobei  $v_{i1} :: t_{i1} \dots v_{ik_i} :: t_{ik_i}$ ,  $j = 1, \dots, k_i$

Beispiele:

- Pers "Adam" Maennlich 27 :: Person
- Schiff "Donaukönigin" 2.74 "Wien" :: Verkehrsmittel
- Flugzeug 8540.75 275 :: Verkehrsmittel

## Aufzählungstypen (1)

Nullstellige Konstruktoren führen auf Aufzählungstypen...

Beispiele:

```
data Spielfarbe = Kreuz | Pik | Herz | Karo
data Wochenende = Sonnabend | Sonntag
data Geschlecht = Maennlich | Weiblich
data Form = Kreis | Rechteck | Quadrat | Dreieck
```

Insbesondere ist der Typ der Wahrheitswerte...

```
data Bool = True | False
```

...Beispiel eines in Haskell vordefinierten Aufzählungstyps.

## Aufzählungstypen (2)

Funktionsdefinitionen über Aufzählungstypen...

~> üblicherweise mit Hilfe von Pattern-matching.

Beispiele:

```
hatEcken :: Form -> Bool
hatEcken Kreis = False
hatEcken _ = True
```

```
istLandgebunden :: Verkehrsmittel -> Bool
istLandgebunden Fahrrad = True
istLandgebunden Auto = True
istLandgebunden _ = False
```

## Produkttypen

(Alternativenlose) mehrstellige Konstruktoren führen auf Produkttypen...

Beispiel:

```
type Name = String
type Alter = Int
data Geschlecht = Maennlich | Weiblich

data Person = Pers Name Geschlecht Alter
```

Beispiele: ...für Werte des Typs Person.

```
Pers "Paul Pfiffig" Maennlich 23 :: Person
Pers "Paula Plietsch" Weiblich 22 :: Person
```

Beachte: Funktionalität der Konstruktorenfunktion ist hier...

```
Pers :: Name -> Geschlecht -> Alter -> Person
```

## Summentypen (1)

Mehrere (null- oder mehrstellige) Konstruktoren führen auf Summentypen...

Beispiel:

```
type Radius = Float
type Breite = Float
type Hoehe = Float
type Seite1 = Float
type Seite2 = Float
type Seite3 = Float
type Rechtwinklig = Bool
```

```
data XFigur = Kreis Radius |
            Rechteck Breite Hoehe |
            Quadrat Kantenlaenge |
            Dreieck Seite1 Seite2 Seite3 Rechtwinklig |
            Ebene
```

Die Varianten einer Summe werden durch "|" getrennt.

## Summentypen (2)

Beispiele: ...für Werte des Typs erweiterte Figur XFigur

```
Kreis 3.14 :: XFigur
Rechteck 17.0 4.0 :: XFigur
Quadrat 47.11 :: XFigur
Dreieck 3.0 4.0 5.0 True :: XFigur
Ebene :: XFigur
```

## Zwischenfazit

Somit ergibt sich die eingangs genannte Taxonomie algebraischer Datentypen...

Haskell offeriert...

- Summentypen

mit den beiden Spezialfällen

- Produkttypen  
~> nur ein Konstruktor, mehrstellig
- Aufzählungstypen  
~> ein oder mehrere Konstruktoren, alle nullstellig

## Rekursive Typen (1)

...der Schlüssel zu (potentiell) unendlichen Datenstrukturen.

*Technisch:*

...zu definierende Typnamen können rechtsseitig in der Definition benutzt werden.

*Beispiel:* ... (arithmetische) Ausdrücke

```
data Expr = Opd Int |
  Add Expr Expr |
  Sub Expr Expr |
  Squ Expr
```

## Rekursive Typen (2)

*Beispiele* ...für Ausdrücke (lies --> als "entspricht").

```
Opd 42 :: Expr          --> 42
Add (Opd 17) (Opd 4) :: Expr  --> 17+4
Add (Squ (Sub (Opd 42) (Squ (2)))) (Opd 12) :: Expr
--> square(42-square(2))+12
```

...rekursive Typen ermöglichen potentiell unendliche Datenstrukturen!

## Rekursive Typen (3)

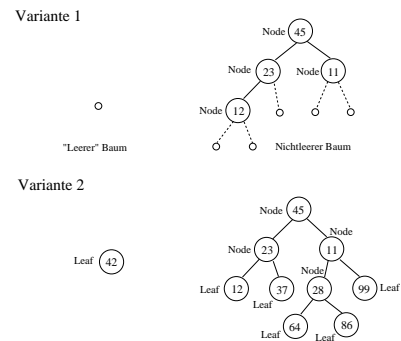
*Weiteres Beispiel:*

Binärbäume, hier zwei verschiedene Varianten:

```
data BinTree1 = Nil | Node Int BinTree1 BinTree1
data BinTree2 = Leaf Int | Node Int BinTree2 BinTree2
```

## Rekursive Typen (4)

Veranschaulichung der Binärbäumevarianten 1&2 anhand eines Beispiels:



## Rekursive Typen (5)

*Beispiele* ...für Funktionen über Binärbäumevariante 1.

```
valBinTree1 :: BinTree1 -> Int
valBinTree1 Nil = 0
valBinTree1 (Node n bt1 bt2) = n + valBinTree1 bt1 + valBinTree1 bt2

depthBinTree1 :: BinTree1 -> Int
depthBinTree1 Nil = 0
depthBinTree1 (Node _ bt1 bt2) = 1 + max (depthBinTree1 bt1) (depthBinTree1 bt2)
```

Mit diesen Definitionen...

```
valBinTree1 Nil == 0
valBinTree1 (Node 17 Nil (Node 4 Nil Nil)) == 21
depthBinTree1 (Node 17 Nil (Node 4 Nil Nil)) == 2
depthBinTree1 Nil == 0
```

## Rekursive Typen (6)

*Beispiele* ...für Funktionen über Binärbäumevariante 2.

```
valBinTree2 :: BinTree2 -> Int
valBinTree2 (Leaf n) = n
valBinTree2 (Node n bt1 bt2) = n + valBinTree2 bt1 + valBinTree2 bt2

depthBinTree2 :: BinTree2 -> Int
depthBinTree2 (Leaf _) = 1
depthBinTree2 (Node _ bt1 bt2) = 1 + max (depthBinTree2 bt1) (depthBinTree2 bt2)
```

Mit diesen Definitionen...

```
valBinTree2 (Leaf 3) == 3
valBinTree2 (Node 17 (Leaf 4) (Node 4 (Leaf 12) (Leaf 5))) == 42
depthBinTree2 (Node 17 (Leaf 4) (Node 4 (Leaf 12) (Leaf 5))) == 3
depthBinTree2 (Leaf 3) == 1
```

## Wechselweise rekursive Typen

...ein Spezialfall rekursiver Typen.

*Beispiel:*

```
data Individual = Adult Name Address Biography |
  Child Name

data Biography = Parent String [Individual] |
  NonParent String
```

## Typsynonyme (1)

...hatten wir bereits kennengelernt bei der Einführung von Tupeltypen:

```
type Student = (String, String, Int)
type Buch = (String, String, Int, Bool)
```

...und auch in den Beispielen zu algebraischen Datentypen benutzt:

```
data Verkehrsmittel = Fahrrad Tandem |
  Auto Hersteller Hubraum |
  Schiff Name Tiefgang Heimathafen |
  Flugzeug Spannweite Sitzplaetze

type Tandem = Bool
type Hersteller = String
type Hubraum = Float
type Name = String
type Tiefgang = Float
type Heimathafen = String
type Reichweite = Float
type Sitzplaetze = Int
```

## Typsynonyme (2)

- Das Schlüsselwort `type` leitet die Deklaration von Typsynonymen ein
- Unbedingt zu beachten ist...
  - `type ...` führt neue Namen für bereits existierende Typen ein (Typsynonyme!), keine neuen Typen.

Somit gilt:

Durch `type`-Deklarationen eingeführte Typsynonyme...

- tragen zur Dokumentation bei und
- erleichtern (bei treffender Namenswahl) das Programmverständnis

aber...

- führen nicht zu (zusätzlicher) Typsicherheit!

## Ein (pathologisches) Beispiel

```
type Euro      = Float
type Yen       = Float
type Temperature = Float
```

```
myPi  :: Float
daumen :: Float
maxTemp :: Temperature
myPi  = 3.14
daumen = 5.55
maxTemp = 43.2
```

```
currencyConverter :: Euro -> Yen
currencyConverter x = x + myPi * daumen
```

Mit obigen Deklarationen...

```
currencyConverter maxTemp => 60.627
```

...werden 43.2 °C in 60.627 Yen umgerechnet. Typsicher?

## Ein reales Beispiel

Anflugsteuerung einer Sonde zum Mars...

```
type Geschwindigkeit = Float
type Meilen           = Float
type Km               = Float
type Zeit             = Float
type Wegstrecke      = Meilen
type Distanz          = Km
```

```
geschwindigkeit :: Wegstrecke -> Zeit -> Geschwindigkeit
geschwindigkeit w z = (/) w z
```

```
verbleibendeFlugzeit :: Distanz -> Geschwindigkeit -> Zeit
verbleibendeFlugzeit d g = (/) d g
```

```
verbleibendeFlugzeit 18524.34 1523.79
```

...durch Typisierungsprobleme dieser Art ging vor einigen Jahren eine Marssonde im Wert von mehreren 100 Mill. USD verloren.

## Produkttypen vs. Tupeltypen (1)

Der Typ `Person` als...

- *Produkttyp*

```
data Person = Pers Name Geschlecht Alter
```

- *Tupeltyp*

```
type Person = (Name, Geschlecht, Alter)
```

Vordergründiger Unterschied:

...in der *Tupeltyp*variante fehlt der Konstruktor (in diesem Bsp.: `Pers`)

## Produkttypen vs. Tupeltypen (2)

...eine Abwägung von Vor- und Nachteilen.

*Produkttypen* und ihre typischen...

- *Vorteile* gegenüber *Tupeltypen*
  - Objekte des Typs sind mit dem Konstruktor "markiert" (trägt zur Dokumentation bei)
  - Tupel mit zufällig passenden Komponenten nicht irrtümlich als Elemente des Produkttyps manipulierbar (Typsicherheit! Vgl. früheres Beispiel zur Umrechnung Euro in Yen!)
  - Aussagekräftigere (Typ-) Fehlermeldungen (Typsynonyme können wg. Expansion in Fehlermeldungen fehlen).
- *Nachteile* gegenüber *Tupeltypen*
  - Produkttypen sind weniger kompakt, erfordern längere Definitionen (mehr Schreibarbeit)
  - Auf *Tupeln* vordefinierte polymorphe Funktionen (z.B. `fst`, `snd`, `zip`, `unzip`, ...) stehen nicht zur Verfügung.
  - Der Code ist weniger effizient.

## Andererseits...

Mit *Produkttypen* statt *Typsynonymen*...

```
data Euro      = EUR Float
data Yen       = YEN Float
data Temperature = Temp Float
```

```
myPi  :: Float
daumen :: Float
maxTemp :: Temperature
myPi  = 3.14
daumen = 5.55
maxTemp = Temp 43.2
```

...wäre eine Funktionsdefinition im Stile von

```
currencyConverter :: Euro -> Yen
currencyConverter x = x + myPi * daumen
```

insbesondere auch ein Aufruf wie...

```
currencyConverter maxTemp
```

durch das Typsystem von Haskell verhindert!

## Somit als kurzes Fazit... (1)

...unserer Überlegungen:

- *Typsynonyme* wie...

```
type Euro      = Float
type Yen       = Float
type Temperature = Float
```

...erben alle Operationen von `Float` und sind damit beliebig austauschbar – mit allen Annehmlichkeiten und Gefahren, sprich Fehlerquellen.

- *Produkttypen* wie...

```
data Euro      = EUR Float
data Yen       = YEN Float
data Temperature = Temp Float
```

...erben keinerlei Operationen von `Float`, bieten dafür aber um den Preis zusätzlicher Schreibarbeit und gewissen Performanzverlusts Typsicherheit!

## Somit als kurzes Fazit... (2)

In ähnlicher Weise...

```
data Miles      = Mi Float
data Km         = Km Float
type Distance   = Miles
type Wegstrecke = Km
```

...

...wäre auch der Verlust der Marssonde vermutlich vermeidbar gewesen.

Beachte:

- Typ- und Konstruktornamen dürfen in Haskell übereinstimmen (siehe z.B. `data Km = Km Float`)
- Konstruktornamen müssen global (d.h. modulweise) eindeutig sein.

---

## Spezialitäten

...die `newtype`-Deklaration:

```
newtype Miles = Mi Float
```

`newtype`-Deklarationen sind im Hinblick auf...

- Typsicherheit  
...mit `data`-Deklarationen vergleichbar
- Effizienz  
...mit `type`-Deklarationen vergleichbar

*Beachte:* `newtype`-Deklarationen sind auf Typen mit nur einem Konstruktor eingeschränkt.

---

## Polymorphe Typen

...in der Folge!

---

## Rückblick: Das zentrale Thema zuletzt...

...selbstdefinierte (neue) Datentypen in Haskell!

~> Haskell's Vehikel dafür: *Algebraische Typen*

*Algebraische Typen* erlauben uns zu definieren...

- Summentypen
  - Spezialfälle
    - \* Produkttypen
    - \* Aufzählungstypen

In der Praxis besonders wichtige Varianten...

- Rekursive Typen (~> "unendliche" Datenstrukturen)
- Polymorphe Typen (~> Wiederverwendung)

Offen geblieben ist bislang die Untersuchung und Diskussion *polymorpher Typen!*

---

## Kapitel 3: Polymorphe Funktionen und Datentypen

Polymorphie

- Bedeutung lt. Duden:
  - *Vielgestaltigkeit, Verschiedengestaltigkeit*  
...mit speziellen fachspezifischen Bedeutungsausprägungen
    - \* In der *Chemie*: das Vorkommen mancher Mineralien in verschiedener Form, mit verschiedenen Eigenschaften, aber gleicher chemischer Zusammensetzung
    - \* In der *Biologie*: Vielgestaltigkeit der Blätter oder der Blüte einer Pflanze
    - \* In der *Sprachwissenschaft*: das Vorhandensein mehrerer sprachlicher Formen für den gleichen Inhalt, die gleiche Funktion (z.B. die verschiedenartigen Pluralbildungen in: die Wiesen, die Felder, die Tiere)
    - \* In der *Informatik*, speziell der *Theorie der Programmiersprachen*: ~> das nächste Thema!

---

## Polymorphie

...im programmiersprachlichen Kontext unterscheiden wir insbesondere zwischen

- Polymorphie
  - auf Datentypen
  - auf Funktionen
    - \* Parametrische Polymorphie ("Echte Polymorphie")
    - \* Ad hoc Polymorphie (synonym: Überladung)  
~> Haskell-spezifisch: Typklassen

---

## Polymorphie

Wir beginnen mit...

- (Parametrischer) Polymorphie auf Funktionen

...die wir an einigen Beispielen schon kennengelernt haben:

- Die Funktionale `curry` und `uncurry`
- Die Funktionen `length`, `head` und `tail`

---

## Rückblick (1)

Die Funktionale `curry` und `uncurry`...

```
curry :: ((a,b) -> c) -> (a -> b -> c)
curry f x y = f (x,y)
```

```
uncurry :: (a -> b -> c) -> ((a,b) -> c)
uncurry g (x,y) = g x y
```

---

## Rückblick (2)

Die Funktionen `length`, `head` und `tail`...

```
length :: [a] -> Int
length [] = 0
length (_:xs) = 1 + length xs
```

```
head :: [a] -> a
head (x:_) = x
```

```
tail :: [a] -> [a]
tail (_:xs) = xs
```



## Äußeres Kennzeichen parametrischer Polymorphie

Statt

- (ausschließlich) konkreter Typen (wie `Int`, `Bool`, `Char`,...)

treten in der (Typ-) Signatur der Funktionen

- (auch) *Typparameter*, sog. *Typvariablen*

auf.

Beispiele:

```
curry :: ((a,b) -> c) -> (a -> b -> c)
```

```
length :: [a] -> Int
```

## Typvariablen in Haskell

Typvariablen in Haskell sind...

- freigewählte Identifikatoren, die mit einem Kleinbuchstaben beginnen müssen  
z.B.: `a`, `b`, aber auch `fp185161`

Im Unterschied dazu sind Typnamen, (Typ-) Konstruktoren in Haskell...

- freigewählte Identifikatoren, die mit einem Großbuchstaben beginnen müssen  
z.B.: `A`, `String`, `Node`, aber auch `Fp185161.WS0708`

## Warum Polymorphie auf Funktionen?

...Wiederverwendung (durch Abstraktion)!

~> ein typisches Vorgehen in der Informatik!

## Einfaches Bsp.: Funktionsabstraktion

Sind viele Ausdrücke der Art

```
(5 * 37 + 13) * (37 + 5 * 13)
(15 * 7 + 12) * (7 + 15 * 12)
(25 * 3 + 10) * (3 + 25 * 10)
...
```

zu berechnen, schreibe eine Funktion

```
f :: Int -> Int -> Int -> Int
f a b c = (a * b + c) * (b + a * c)
```

um die Rechengvorschrift  $(a * b + c) * (b + a * c)$  wiederverwenden zu können:

```
f 5 37 13
f 15 7 12
f 25 3 10
...
```

~> sog. *Funktionale Abstraktion* (verwandt: *Prozedurale Abstraktion*)

## Zur Motivation param. Polymorphie (1)

Listen können Elemente sehr unterschiedlicher Typen zusammenfassen, z.B.

- Listen von Basistypen  
`[2,4,23,2,53,4] :: [Int]`
- Listen von Listen  
`[[2,4,23,2,5],[3,4],[],[56,7,6]] :: [[Int]]`
- Listen von Paaren  
`[(3.14,42.0),(56.1,51.3),(1.12,2.22)] :: [Point]`
- Listen von Bäumen  
`[Nil,Node 42 Nil Nil], Node 17 (Node 4 Nil Nil Nil)]`
- ...
- Listen von Funktionen  
`[fact, fib, fun91] :: [Integer -> Integer]`

## Zur Motivation param. Polymorphie (2)

- *Aufgabe*: Bestimme die Länge einer Liste, d.h. die Anzahl ihrer Elemente.
- *Naive Lösung*: Schreibe für jeden Typ eine entsprechende Funktion.

## Zur Motivation param. Polymorphie (4)

Umsetzung der naiven Lösung:

```
lengthIntLst :: [Int] -> Int
lengthIntLst [] = 0
lengthIntLst (_:xs) = 1 + lengthIntLst xs

lengthIntLstLst :: [[Int]] -> Int
lengthIntLstLst [] = 0
lengthIntLstLst (_:xs) = 1 + lengthIntLstLst xs

lengthPointLst :: [Point] -> Int
lengthPointLst [] = 0
lengthPointLst (_:xs) = 1 + lengthPointLst xs

lengthTreeLst :: [BinTree] -> Int
lengthTreeLst [] = 0
lengthTreeLst (_:xs) = 1 + lengthTreeLst xs

lengthFunLst :: [Integer -> Integer] -> Int
lengthFunLst [] = 0
lengthFunLst (_:xs) = 1 + lengthFunLst xs
```

## Zur Motivation param. Polymorphie (5)

Damit möglich:

```
lengthIntLst [2,4,23,2,53,4] => 6
lengthIntLstLst [[2,4,23,2,5],[3,4],[],[56,7,6]] => 4
lengthPointLst [(3.14,42.0),(56.1,51.3),(1.12,2.22)] => 3
lengthTreeLst [Nil,Node 42 Nil Nil, Node 17 (Node 4 Nil Nil Nil)] => 3
lengthFunLst [fact, fib, fun91] => 3
```

## Zur Motivation param. Polymorphie (6)

Beobachtung:

- Die einzelnen Rechenvorschriften zur Längenberechnung sind i.w. identisch
- Unterschiede beschränken sich auf
  - Funktionsnamen und
  - Typsignaturen

## Zur Motivation param. Polymorphie (7)

Sprachen, die parametrische Polymorphie offerieren, erlauben eine elegantere Lösung unserer Aufgabe:

```
length :: [a] -> Int
length [] = 0
length (_:xs) = 1 + length xs

length [2,4,23,2,53,4] => 6
length [[2,4,23,2,5],[3,4],[],[56,7,6,]] => 4
length [(3.14,42.0),(56.1,51.3),(1.12,2.22)] => 3
length [Nil,Node 42 Nil Nil, Node 17 (Node 4 Nil Nil) Nil] => 3
length [fact, fib, fun91] => 3
```

Funktionale Sprachen, auch Haskell, offerieren parametrische Polymorphie!

## Zur Motivation param. Polymorphie (8)

Unmittelbare Vorteile parametrischer Polymorphie:

- Wiederverwendung von
  - Rechenvorschriften und
  - Funktionsnamen (*Gute Namen sind knapp!*)

## Monomorphie vs. Polymorphie

Rechenvorschriften der Form

- `length :: [a] -> Int` heißen *polymorph*.

Rechenvorschriften der Form

- `lengthIntLst :: [Int] -> Int`
- `lengthIntLstLst :: [[Int]] -> Int`
- `lengthPointLst :: [Point] -> Int`
- `lengthFunLst :: [Integer -> Integer] -> Int`
- `lengthTreeLst :: [BinTree1] -> Int` heißen *monomorph*.

## Sprechweisen im Zshg. mit parametrischer Polymorphie

```
length :: [a] -> Int
length [] = 0
length (_:xs) = 1 + length xs
```

Sprechweisen:

- `a` in der Typsignatur von `length` heißt *Typvariable*. Typvariablen werden mit Kleinbuchstaben gewöhnlich vom Anfang des Alphabets bezeichnet: `a`, `b`, `c`,...
- Typen der Form...

```
length :: [Point] -> Int
length :: [[Int]] -> Int
length :: [Integer -> Integer] -> Int
...
```

heißen *Instanzen* des Typs `[a] -> Int`. Letzterer heißt *allgemeinster Typ* der Funktion `length`.

*Bem.*: Das Hugs-Kommando `:t expr` liefert stets den (eindeutig bestimmten) *allgemeinsten* Typ eines (wohlgeformten) Haskell-Ausdrucks `expr`.

## Weitere Bsp. polymorpher Funktionen

```
id :: a -> a -- Identitätsfunktion
id x = x

id 3 => 3
id ["abc","def"] => ["abc","def"]

zip :: [a] -> [b] -> [(a,b)] -- "Verschmelzen" von Listen
zip (x:xs) (y:ys) = (x,y) : zip xs ys
zip _ _ = []

zip [3,4,5] ['a','b','c','d'] => [(3,'a'),(4,'b'),(5,'c')]
zip ["abc","def","geh"] [(3,4),(5,4)] => [("abc",(3,4)),("def",(5,4))]

unzip :: [(a,b)] -> ([a],[b]) -- "Aufreißen" von Listen
unzip [] = ([],[])
unzip ((x,y):ps) = (x:xs,y:ys)
  where
    (xs,ys) = unzip ps

unzip [(3,'a'),(4,'b'),(5,'c')] => ([3,4,5],['a','b','c'])
unzip [("abc",(3,4)),("def",(5,4))] => (["abc","def"],[(3,4),(5,4)])
```

## Weitere in Haskell auf Listen vordefinierte (polymorphe) Funktionen

<code>:</code>	<code>:: a-&gt;[a]-&gt;[a]</code>	Listenkonstruktor (rechtsassoziativ)
<code>!!</code>	<code>:: [a]-&gt;Int-&gt;a</code>	Proj. auf i-te Komp., Infixop.
<code>length</code>	<code>:: [a]-&gt;Int</code>	Länge der Liste
<code>++</code>	<code>:: [a]-&gt;[a]-&gt;[a]</code>	Konkatenation zweier Listen
<code>concat</code>	<code>:: [[a]]-&gt;[a]</code>	Konkatenation mehrerer Listen
<code>head</code>	<code>:: [a]-&gt;a</code>	Listenkopf
<code>last</code>	<code>:: [a]-&gt;a</code>	Listenendelement
<code>tail</code>	<code>:: [a]-&gt;[a]</code>	Liste ohne Listenkopf
<code>init</code>	<code>:: [a]-&gt;[a]</code>	Liste ohne Listenelement
<code>splitAt</code>	<code>:: Int-&gt;[a]-&gt;([a],[a])</code>	Aufspalten einer Liste an Stelle <code>i</code>
<code>reverse</code>	<code>:: [a]-&gt;[a]</code>	Umdrehen einer Liste
<code>...</code>		

## Polymorphie

Soviel zu parametrischer Polymorphie auf Funktionen...

Wir fahren fort mit

- Polymorphie auf Datentypen
  - Algebraische Datentypen
  - Typsynonymen

## Polymorphe algebraische Typen (1)

Der Schlüssel dazu...

~> Definitionen algebraischer Typen dürfen Typvariablen enthalten und werden dadurch polymorph.

Beispiele: Paare und Bäume...

```
data Pairs a = Pair a a
```

```
data Tree a = Nil | Node a (Tree a) (Tree a)
```

## Polymorphe algebraische Typen (2)

Beispiele konkreter Werte von Paaren und Bäumen:

```
data Pairs a = Pair a a
```

```
Pair 17 4    :: Pairs Int
Pair [] [42] :: Pairs [Int]
Pair [] []   :: Pairs [a]
```

```
data Tree a = Nil | Node a (Tree a) (Tree a)
```

```
Node 'a' (Node 'b' Nil Nil) (Node 'z' Nil Nil)    :: Tree Char
Node 3.14 (Node 2.0 Nil Nil) (Node 1.41 Nil Nil)  :: Tree Float
Node "abc" (Node "b" Nil Nil) (Node "xyzzz" Nil Nil) :: Tree [Char]
```

## Polymorphe algebraische Typen (3)

Ähnlich wie parametrische Polymorphie unterstützt auch...

- Polymorphie auf algebraischen Datentypen

Wiederverwendung!

Vergleiche dies mit der schon bekannten Situation im Zshg. mit *polymorphen Listen*:

```
length :: [a] -> Int
```

## Polymorphe Typen (4)

Ähnlich wie bei der Funktion *Länge* auf Listen...

```
length :: [a] -> Int
length [] = 0
length (x:xs) = 1 + length xs
```

...kann auf algebraischen Typen Typunabhängigkeit generell vorteilhaft ausgenutzt werden, wie hier das Bsp. der Funktion *depth* auf Bäumen zeigt:

```
depth :: Tree a -> Int
depth Nil = 0
depth (Node _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
```

```
depth (Node 'a' (Node 'b' Nil Nil) (Node 'z' Nil Nil)) => 2
depth (Node 3.14 (Node 2.0 Nil Nil) (Node 1.41 Nil Nil)) => 2
depth (Node "abc" (Node "b" Nil Nil) (Node "xyzzz" Nil Nil)) => 2
```

## Heterogene algebraische Typen

...sind möglich, z.B. *heterogene* Bäume:

```
data HTree = LeafS String      |
           LeafI Int           |
           NodeF Float HTree HTree |
           NodeB Bool  HTree HTree
```

-- 2 Varianten der Funktion Tiefe auf Werten vom Typ HTree

```
depth :: HTree -> Int
depth (LeafS _) = 1
depth (LeafI _) = 1
depth (NodeF _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth (NodeB _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
```

```
depth :: HTree -> Int
depth (NodeF _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth (NodeB _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth _ = 1
```

Beachte: ...folgendes geht nicht ~> *Syntaxfehler!*

```
depth :: HTree -> Int
depth (_ _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth _ = 1
```

## Polymorphe Typsynonyme

...auch *polymorphe Typsynonyme* und *Funktionen* darauf sind möglich:

Beispiel:

```
type List a = [a]
```

```
lengthList :: List a -> Int
lengthList [] = 0
lengthList (_,xs) = 1 + lengthList xs
```

Oder kürzer:

```
lengthList :: List a -> Int
lengthList = length
```

...abstützen auf Standardfunktion *length* möglich, da *List a* Typsynonym, kein neuer Typ.

Beachte: `type List = [a]` ist nicht möglich (~> *Typfehler!*)

## Heterogene polymorphe algeb. Typen

...sind ebenfalls möglich, z.B. *heterogene polymorphe* Bäume:

```
data PHTree a b c d = LeafA a      |
                    LeafB b       |
                    NodeC c (PHTree a b c d) (PHTree a b c d) |
                    NodeD d c (PHTree a b c d) (PHTree a b c d)
```

-- 2 Varianten der Funktion Tiefe auf Werten vom Typ PHTree

```
depth :: (PHTree a b c d) -> Int
depth (LeafA _) = 1
depth (LeafB _) = 1
depth (NodeC _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth (NodeD _ _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
```

```
depth :: (PHTree a b c d) -> Int
depth (NodeC _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth (NodeD _ _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)
depth _ = 1
```

Das heißt...

- Auch "*mehrfach*" *polymorphe* Datenstrukturen sind möglich!

## Zusammenfassung und erste Schlussfolgerungen

Zu...

- Polymorphen Funktionen,
- Polymorphen Datentypen und
- Vorteilen, die aus ihrer Verwendung resultieren.

---

## Polymorphe Typen

...ein (Daten-) Typ *T* heißt *polymorph*, wenn bei der Deklaration von *T* der Grundtyp oder die Grundtypen der Elemente (in Form einer oder mehrerer Typvariablen) als Parameter angegeben werden.

Zwei Beispiele:

```
data Tree a b = Leaf a |
              Node b (Tree a b) (Tree a b)

data List a = Empty |
            (Head a) (List a)
```

---

## Polymorphe Funktionen

...eine Funktion *f* heißt *polymorph*, wenn deren Parameter (in Form einer oder mehrerer Typvariablen) für Argumente unterschiedlicher Typen definiert sind.

Typische Beispiele:

```
depth :: (Tree a b) -> Int
depth Leaf _      = 1
depth (Node _ t1 t2) = 1 + max (depth t1) (depth t2)

lengthLst :: List a -> Int
lengthLst Empty   = 0
lengthLst (Head _ hs) = 1 + lengthLst hs

-- Zum Vergleich die polymorphe Standardfunktion length
length :: [a] -> Int
length []          = 0
length (_:xs)     = 1 + length xs
```

---

## Warum polymorphe Typen und Funktionen? (1)

...Wiederverwendung durch Parametrisierung!

~> wie schon gesagt, ein typisches Vorgehen in der Informatik!

...die Essenz eines Datentyps (einer Datenstruktur) ist wie die Essenz darauf arbeitender Funktionen oft unabhängig von bestimmten typspezifischen Details.

(Man vergegenwärtige sich das noch einmal z.B. anhand von Bäumen über ganzen Zahlen, Zeichenreihen, Personen,... oder Listen über Gleitkommazahlen, Wahrheitswerten, Bäumen,... und typischen Funktionen darauf wie etwa zur Bestimmung der Tiefe von Bäumen oder der Länge von Listen.)

---

## Warum polymorphe Typen und Funktionen? (2)

- ...durch Parametrisierung werden gleiche Teile "ausgeklammert" und somit der Wiederverwendung zugänglich!
- ... (i.w.) gleiche Codeteile müssen nicht (länger) mehrfach geschrieben werden.
- ...man spricht deshalb auch von *parametrischer Polymorphie*.

---

## Warum polymorphe Typen und Funktionen? (3)

Polymorphie und die mit ihr verbundene Wiederverwendung unterstützt die...

- Ökonomie der Programmierung (vulgo: "*Schreibfaulheit*")

Insbesondere aber trägt sie bei zu höherer...

- Transparenz und Lesbarkeit  
...durch Betonung der Gemeinsamkeiten, nicht der Unterschiede!
- Verlässlichkeit und Wartbarkeit (ein Aspekt mit mehreren Dimensionen: Fehlersuche, Weiterentwicklung,...)  
...als erwünschte Nebeneffekte!
- ...
- Effizienz (der Programmierung)  
~> *höhere Produktivität, früherer Markteintritt (time-to-market)*

---

## Ad hoc Polymorphie

Bisher haben wir besprochen...

- Polymorphie in Form von...
  - (Parametrischer) Polymorphie
  - Polymorphie auf Datentypen

Jetzt ergänzen wir diese Betrachtung um...

- *Ad hoc* Polymorphie (Überladen, "unechte" Polymorphie)

---

## Warum polymorphe Typen und Funktionen? (4)

Beachte...

- ...auch in anderen Paradigmen wie etwa imperativer und speziell objektorientierter Programmierung lernt man, den Nutzen und die Vorteile polymorpher Konzepte zunehmend zu schätzen!  
~> aktuelles Stichwort: *Generic Java*

---

## Zur Motivation von Ad hoc Polymorphie

Ausdrücke der Form

```
(+) 2 3      => 5
(+) 27.55 12.8 => 39.63
(+) 12.42 3   => 15.42
```

...sind Beispiele wohlgeformter Haskell-Ausdrücke, wohingegen

```
(+) True False
(+) 'a' 'b'
(+) [1,2,3] [4,5,6]
```

...Beispiele nicht wohlgeformter Haskell-Ausdrücke sind.

## Zur Motivation von Ad hoc Polymorphie

Offenbar...

- ist (+) nicht monomorph  
...da (+) für mehr als einen Argumenttyp arbeitet
- ist der Typ von (+) verschieden von  $a \rightarrow a \rightarrow a$   
...da (+) nicht für jeden Argumenttyp arbeitet

Tatsächlich...

- ist (+) typisches Beispiel eines *überladenen* Operators.

Das Kommando `:t (+)` in Hugs liefert

- `(+) :: Num a => a -> a -> a`

## Polymorphie vs. Ad hoc Polymorphie

*Intuitiv*

- Polymorphie

Der polymorphe Typ  $(a \rightarrow a)$  wie in der Funktion  
`id :: a -> a` steht abkürzend für:

$\forall(a) a \rightarrow a$  "...für alle Typen"

- Ad hoc Polymorphie

Der Typ  $(\text{Num } a \Rightarrow a \rightarrow a \rightarrow a)$  wie in der Funktion  
`(+) :: Num a => a -> a -> a` steht abkürzend für:

$\forall(a \in \text{Num}) a \rightarrow a \rightarrow a$  "...für alle Typen aus Num"

Im Haskell-Jargon ist Num eine sog.

- *Typklasse*

...eine von vielen in Haskell vordefinierten Typklassen.

## Typklassen in Haskell

*Informell*

- Eine Typklasse ist eine Kollektion von Typen, auf denen eine in der Typklasse festgelegte Menge von Funktionen definiert ist.
- Die Typklasse Num ist die Kollektion der numerischen Typen Int, Integer, Float, etc., auf denen die Funktionen (+), (\*), etc. definiert sind.

*Hinweis:* Vergleiche dieses Klassenkonzept z.B. mit dem Schnittstellenkonzept aus Java. Gemeinsamkeiten, Unterschiede?

## Polymorphie vs. Ad hoc Polymorphie

Informell...

- (*Parametrische*) Polymorphie ...  
~> gleicher Code trotz unterschiedlicher Typen
- *ad-hoc Polymorphie* (synonym: *Überladen* (engl. *Overloading*))...  
~> unterschiedlicher Code trotz gleichen Namens (mit i.a. sinnvollerweise ähnlicher Funktionalität)

## Ein erweitertes Bsp. zu Typklassen (1)

Wir nehmen an, wir seien an der Größe interessiert von

- Listen und
- Bäumen

Der Begriff "Größe" sei dabei typabhängig, z.B.

- Anzahl der Elemente bei Listen
- Anzahl der
  - Knoten
  - Blätter
  - Benennungen
  - ...bei Bäumen

## Ein erweitertes Bsp. zu Typklassen (2)

Wir betrachten folgende Baumvarianten...

```
data Tree a = Nil |
             Node a (Tree a) (Tree a)
```

```
data Tree1 a b = Leaf1 b |
               Node1 a b (Tree1 a b) (Tree1 a b)
```

```
data Tree2 = Leaf2 String |
            Node2 String Tree2 Tree2
```

...und den Haskellstandardtyp für Listen.

## Ein erweitertes Beispiel zu Typklassen

Naive Lösung: Schreibe für jeden Typ eine passende Funktion:

```
sizeT :: Tree a -> Int      -- Zaehlen der Knoten
sizeT Nil                = 0
sizeT (Node n l r) = 1 + sizeT l + sizeT r

sizeT1 :: (Tree1 a b) -> Int -- Zaehlen der Benennungen
sizeT1 (Leaf1 m)        = 1
sizeT1 (Node1 m n l r) = 2 + sizeT1 l + sizeT1 r

sizeT2 :: Tree2 -> Int     -- Summe der Laengen der Benennungen
sizeT2 (Leaf2 m)         = length m
sizeT2 (Node2 m l r) = length m + sizeT2 l + sizeT2 r

sizeLst :: [a] -> Int     -- Zaehlen der Elemente
sizeLst = length
```

## Ein erweitertes Bsp. zu Typklassen (3)

"Smarte" Lösung mithilfe von Typklassen:

```
class Size a where          -- Definition der Typklasse Size
  size :: a -> Int

instance Size (Tree a) where -- Instanzbildung fuer (Tree a)
  size Nil                = 0
  size (Node n l r) = 1 + size l + size r

instance Size (Tree1 a b) where -- Instanzbildung fuer (Tree1 a b)
  size (Leaf1 m)         = 1
  size (Node1 m n l r) = 2 + size l + size r

instance Size Tree2 where    -- Instanzbildung fuer Tree2
  size (Leaf2 m)         = length m
  size (Node2 m l r) = length m + size l + size r

instance Size [a] where     -- Instanzbildung fuer [a]
  size = length
```

## Ein erweitertes Bsp. zu Typklassen (4)

Das Kommando `:t size` liefert:

```
size :: Size a => a -> Int
```

...und wir erhalten wie gewünscht:

```
size Nil => 0
size (Node "asdf" (Node "jk" Nil Nil) Nil) => 2

size (Leaf1 "adf") => 1
size ((Node1 "asdf" 3
      (Node1 "jk" 2 (Leaf1 17) (Leaf1 4))
      (Leaf1 21))) => 7

size (Leaf2 "abc") => 3
size (Node2 "asdf"
      (Node2 "jkertt" (Leaf2 "abc") (Leaf2 "ac"))
      (Leaf "xy")) => 17

size [5,3,45,676,7] => 5
size [True,False,True] => 3
```

## Definition von Typklassen

Allgemeines Muster einer Typklassendefinition...

```
class Name tv where
  ...signature involving the type variable tv
```

wobei

- **Name** ...Identifikator der Klasse
- **tv** ...Typvariable
- **signature** ...Liste von Namen zusammen mit ihren Typen

## Schlussfolgerungen zu Typklassen

Intuitiv...

...Typklassen sind Kollektionen von Typen, für die eine gewisse Menge von Funktionen ("gleicher" Funktionalität) definiert ist.

Beachte...

... "Gleiche" Funktionalität kann nicht syntaktisch erzwungen werden, sondern liegt in der Verantwortung des Programmiers!

Mithin: ...Appell an die *Programmierdisziplin* unabdingbar!

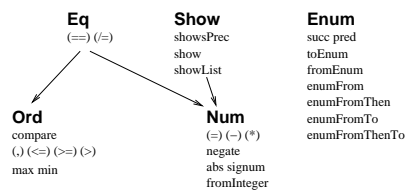
## Bsp. einiger in Haskell vordef. Typklassen (1)

Vordefinierte Typklassen in Haskell...

- **Gleichheit** `Eq` ...die Klasse der Typen mit Gleichheitstest
- **Ordnungen** `Ord` ...die Klasse der Typen mit Ordnungsrelationen (wie etwa `<`, `≤`, `>`, `≥`, etc.)
- **Aufzählung** `Enum` ...die Klasse der Typen, deren Werte aufgezählt werden können (Bsp.: `[2,4..29]`)
- **Werte zu Zeichenreihen** `Show` ...die Klasse der Typen, deren Werte als Zeichenreihen dargestellt werden können
- **Zeichenreihen zu Werten** `Read` ...die Klasse der Typen, deren Werte aus Zeichenreihen herleitbar sind
- ...

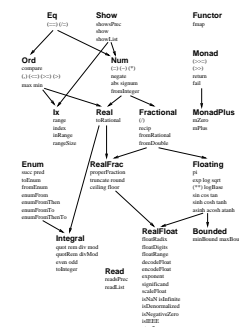
## Bsp. einiger in Haskell vordef. Typklassen (2)

Auswahl vordefinierter Typklassen, ihrer Abhängigkeiten, Operatoren und Funktionen in Standard Prelude nebst Bibliotheken:



Quelle: Fethi Rabhi, Guy Lalapme. "Algorithms - A Functional Approach", Addison-Wesley, 1999.

## Typklassen: Ein größerer Ausschnitt vordef. Typklassen



Quelle: Fethi Rabhi, Guy Lalapme. "Algorithms - A Functional Approach", Addison-Wesley, 1999, Figure 2.4.

## Fortführung von Kapitel 3

Nachträge, Ergänzungen und Weiterführendes zu

- Ad hoc Polymorphie (Überladen)
  - Typklassen
  - Vererbung (Einfachvererbung, Mehrfachvererbung)
  - Überschreiben
  - Polymorphie vs. ad hoc Polymorphie
  - Vorteile für die Programmierung
- Listen, Muster und Funktionen
  - Listen und Muster
  - Listenkomprehension
  - Listenkonstruktoren vs. Listenoperatoren

## Rückblick: Typklassenbeispiel (1)

Wir hatten angenommen, an der Größe interessiert zu sein von

- Listen und
- Bäumen

...wobei der Begriff "Größe" typabhängig gedacht war, z.B.

- Anzahl der
  - Elemente
  - *Tupelkomponenten* (als zusätzliches Beispiel) bei (*Tupel*-) Listen
- Anzahl der
  - Knoten
  - Blätter
  - Benennungen
  - ...
 bei Bäumen

---

## Rückblick: Typklassenbeispiel (2)

- *Wunsch*: ...eine Funktion `size`, die mit Argumenten der verschiedenen Typen aufgerufen werden kann und das Gewünschte leistet.
- *Lösung*: ...ad hoc Polymorphie mittels Typklassen

---

## Rückblick: Typklassenbeispiel (3)

Wir betrachteten folgende Baumvarianten...

```
data Tree a = Nil |
             Node a (Tree a) (Tree a)

data Tree1 a b = Leaf1 b |
               Node1 a b (Tree1 a b) (Tree1 a b)

data Tree2 = Leaf2 String |
            Node2 String Tree2 Tree2
```

...und den Haskell-Standardtyp für Listen.

---

## Rückblick: Typklassenbeispiel (4)

Haskells Typklassenkonzept erlaubte uns folgende Lösung:

```
class Size a where
  size :: a -> Int
  -- Definition der Typklasse Size

instance Size (Tree a) where
  size Nil = 0
  size (Node n l r) = 1 + size l + size r
  -- Instanzbildung fuer (Tree a)

instance Size (Tree1 a b) where
  size (Leaf1 m) = 1
  size (Node1 m n l r) = 2 + size l + size r
  -- Instanzbildung fuer (Tree1 a b)

instance Size Tree2 where
  size (Leaf2 m) = length m
  size (Node2 m l r) = length m + size l + size r
  -- Instanzbildung fuer Tree2

instance Size [a] where
  size = length
```

---

## Rückblick: Typklassenbeispiel (5)

Mit diesen Definitionen galt für den Typ der Funktion `size`:

```
size :: Size a => a -> Int
```

...und die Funktion `size` ermöglichte wie gewünscht:

```
size Nil => 0
size (Node "asdf" (Node "jk" Nil Nil) Nil) => 2

size (Leaf1 "adf") => 1
size (Node1 "asdf" 3
         (Node1 "jk" 2 (Leaf1 17) (Leaf1 4))
         (Leaf1 21)) => 7

size (Leaf2 "abc") => 3
size (Node2 "asdf"
         (Node2 "jkertt" (Leaf2 "abc") (Leaf2 "ac"))
         (Leaf2 "xy")) => 17

size [5,3,45,676,7] => 5
size [True,False,True] => 3
```

---

## Als zusätzliches Beispiel (1)

...sei für Tupellisten "Größe" nicht durch die Anzahl der Listenelemente, sondern durch die Anzahl der Komponenten der tupelförmigen Listenelemente gegeben.

Lösung durch entsprechende Instanzbildung:

```
instance Size [(a,b)] where
  size = (*2) . length

instance Size [(a,b,c)] where
  size = (*3) . length
```

*Beachte*: Die Instanzbildung `instance Size [(a,b)]` geht über den Standard von Haskell 98 hinaus und ist nur in entsprechenden Erweiterungen möglich.

---

## Als zusätzliches Beispiel (2)

Wie bisher gilt für den Typ der Funktion `size`:

```
size :: Size a => a -> Int
```

...und wir erhalten wie erwartet und gewünscht:

```
size [(5,"Smith"),(4,"Hall"),(7,"Douglas")] => 6
size [(5,"Smith",45),(4,"Hall",37),(7,"Douglas",42)] => 9
```

---

## Anmerkungen

Sprechweisen:

- `(*2)`, `(*3)` sind im Haskell-Jargon *operator sections*.
- `"."` bezeichnet in Haskell die aus der Mathematik bekannte Funktionskomposition:

Sei  $f : B \rightarrow C$  und  $g : A \rightarrow B$ , dann ist die *Funktionskomposition*  $(f \circ g) : A \rightarrow C$  definiert durch:

$$\forall a \in A. (f \circ g)(a) =_{df} f(g(a))$$

Damit bedeutet z.B.

```
((*2) . length) [(5,"Smith"),(4,"Hall"),(7,"Douglas")]
```

dasselbe wie

```
(*2) (length [(5,"Smith"),(4,"Hall"),(7,"Douglas")])
```

---

## Wermutstropfen (1)

Die Instanzbildungen

```
instance Size [a] where
  size = length
```

```
instance Size [(a,b)] where
  size = (*2) . length
```

```
instance Size [(a,b,c)] where
  size = (*3) . length
```

sind nicht gleichzeitig möglich.

## Wermutstropfen (2)

*Problem:* Überlappende Typen!

```
ERROR "test.hs:45" - Overlapping instances for class "Size"
*** This instance  : Size [(a,b)]
*** Overlaps with  : Size [a]
*** Common instance : Size [(a,b)]
```

*Konsequenz:*

- Für Argumente von Instanzen des Typs [(a,b)] (und ebenso des Typs [(a,b,c)]) ist die Überladung des Operators size nicht mehr auflösbar

- Wünschenswert wäre:

```
instance Size [a] without [(b,c)], [(b,c,d)] where
  size = length
```

*Beachte:* In dieser Weise in Haskell nicht möglich.

## Zusammenfassendes

...über die Funktion size und die Typklasse Size:

- die Typklasse Size stellt die Typspezifikation der Funktion size zur Verfügung
- jede Instanz der Typklasse Size muss eine instanzspezifische Implementierung der Funktion size zur Verfügung stellen
- Im Ergebnis ist die Funktion size wie auch z.B. die in Haskell vordefinierten Operatoren +, \*, -, etc., oder die Relatoren ==, >, >=, etc. *überladen*
- Synonym für *Überladen* ist *ad hoc Polymorphie*

## Mehr zu Typklassen

Anders als die Typklasse Size können Typklassen auch

- Spezifikationen mehr als einer Funktion bereitstellen
- Standardimplementierungen (engl. *default implementations*) für (alle oder einige) dieser Funktionen bereitstellen
- von anderen Typklassen *erben*

In der Folge betrachten wir dies an ausgewählten Beispielen von in Haskell vordefinierten Typklassen...

## Die vordefinierte Typklasse Eq (1)

Die in Haskell vordefinierte Typklasse Eq:

```
class Eq a where
  (==), (/=) :: a -> a -> Bool
  x /= y = not (x==y)
  x == y = not (x/=y)
```

Die Typklasse Eq stellt

- Typspezifikationen von zwei Wahrheitswertfunktionen
- zusammen mit je einer Standardimplementierung

bereit.

## Die vordefinierte Typklasse Eq (2)

*Beachte:*

- die Standardimplementierungen sind für sich allein nicht ausreichend, sondern stützen sich wechselweise aufeinander ab.

Trotz dieser Unvollständigkeit ergibt sich als Vorteil:

- Bei Instanzbildungen reicht es, entweder eine Implementierung für (==) oder für (/=) anzugeben. Für den jeweils anderen Operator gilt dann die vordefinierte Standard- (default) Implementierung.
- Auch für beide Funktionen können bei der Instanzbildung Implementierungen angegeben werden. In diesem Fall werden beide Standardimplementierungen *überschrieben*.

*Übung:* Vgl. dies z.B. mit Schnittstellendefinitionen und Definitionen abstrakter Klassen in Java. Welche Gemeinsamkeiten/Unterschiede gibt es?

## Beispiele von Instanzbildungen der Typklasse Eq (1)

Am Beispiel des Typs der Wahrheitswerte:

```
instance Eq Bool where
  (==) True True   = True
  (==) False False = True
  (==) _ _         = False
```

*Beachte:* Der Ausdruck "Instanz" im Haskell-Jargon ist überladen!

- Bislang: Typ T ist Instanz eines Typs U (z.B. Typ [Int] ist Instanz des Typs [a])
- Jetzt zusätzlich: Typ T ist Instanz einer (Typ-) Klasse C (z.B. Typ Bool ist Instanz der Typklasse Eq)

## Beispiele von Instanzbildungen der Typklasse Eq (2)

Am Beispiel eines Typs für Punkte in der (x,y)-Ebene:

```
data Point = Point (Int,Int)

instance Eq Point where
  (==) (Point x) (Point y) = (fst(x)==fst(y)) &&
                              (snd(x)==snd(y))
```

*Bemerkung:* Mit feingranularen Mustern lässt sich die Implementierung einfacher und transparenter realisieren:

```
instance Eq Point where
  (==) (Point (x,y)) (Point (u,v)) = (x==u) && (y==v)
```

*Beachte:* Typ- und Konstruktornamen (Point!) dürfen übereinstimmen.

## Beispiele von Instanzbildungen der Typklasse Eq (3)

Auch selbstdefinierte Typen können zu Instanzen vordefinierter Typklassen gemacht werden. Z.B. folgender Baumtyp zur Instanz der Typklasse Eq:

```
data Tree = Nil |
           Node Int Tree Tree

instance Eq Tree where
  (==) Nil Nil           = True
  (==) (Node m t1 t2) (Node n u1 u2)
      = (m == n) &&
        (t1 == u1) &&
        (t2 == u2)
  (==) _ _              = False
```



## Beispiele von Instanzbildungen der Typklasse Eq (4)

Das Vorgenannte gilt selbstverständlich auch für selbstdefinierter polymorphe Typen wie folgende Beispiele zeigen:

```
data Tree1 a = Leaf1 a |
             Node1 a (Tree1 a) (Tree1 a)

data Tree2 a b = Leaf2 b |
              Node2 a b (Tree2 a b) (Tree2 a b)
```

## Beispiele von Instanzbildungen der Typklasse Eq (5)

```
instance (Eq a) => Eq (Tree1 a) where
  (==) (Leaf1 s) (Leaf1 t) = (s == t)
  (==) (Node1 s t1 t1) (Node1 t u1 u2) = (s == t) &&
                                          (t1 == u1) &&
                                          (t2 == u2)
  (==) _ _ = False

instance (Eq a, Eq b) => Eq (Tree2 a b) where
  (==) (Leaf2 q) (Leaf2 s) = (q == s)
  (==) (Node2 p q t1 t1) (Node2 r s u1 u2) = (p == r) &&
                                          (q == s) &&
                                          (t1 == u1) &&
                                          (t2 == u2)
  (==) _ _ = False
```

Bemerkungen:

- Getrennt durch Komma wie in (Eq a, Eq b) können in Kontexten mehrfache — konjunktiv zu verstehende — (Typ-) Bedingungen angegeben werden.
- Damit die Anwendbarkeit des Relators (==) auf Werte von Knotenbenennungen gewährleistet ist, muss die Instanzen der Typvariablen a und b selbst schon als Instanz der Typklasse Eq vorausgesetzt sein.

## Einschub zu Sprechweisen

```
instance (Eq a) => Eq (Tree1 a) where
  (==) (Leaf1 s) (Leaf1 t) = (s == t)
  (==) (Node1 s t1 t1) (Node1 t u1 u2) = (s == t) &&
                                          (t1 == u1) &&
                                          (t2 == u2)
  (==) _ _ = False
```

Sprechweisen und Vereinbarungen:

- Tree1 a ist Instanz der (gehört zur) Typklasse Eq, wenn a zu dieser Klasse gehört.
- Der Teil links von => heißt *Kontext*.
- Rechts von => dürfen ausschließlich Basistypen (z.B. Int), Typkonstruktoren beinhaltende Typen (z.B. Tree a, [...]) oder auf ausgezeichnete Typvariablen angewandte Tupeltypen (z.B. (a,b,c,d)) stehen.

## Beispiele von Instanzbildungen der Typklasse Eq (6)

Instanzbildungen sind flexibel...

Abweichend von der vorher definierten Gleichheitsrelation auf Bäumen vom Typ (Tree2 a b), hätten wir den Gleichheitstest etwa auch so festlegen können, dass die Markierungen vom Typ a in inneren Knoten für den Gleichheitstest irrelevant sind:

```
instance (Eq b) => Eq (Tree2 a b) where
  (==) (Leaf2 q) (Leaf2 s) = (q == s)
  (==) (Node2 _ q t1 t1) (Node2 _ s u1 u2) = (q == s) &&
                                          (t1 == u1) &&
                                          (t2 == u2)
  (==) _ _ = False
```

Beachte, dass für Instanzen des Typs a jetzt nicht mehr Mitgliedschaft in der Typklasse Eq gefordert werden muss.

## Zusammenfassendes über den Relator (==) und die Typklasse Eq

Der Vergleichsoperator (==) ist...

- überladen (synonym: ad hoc polymorph), nicht echt polymorph
- in Haskell als Operation in der Typklasse Eq vorgegeben.
- damit anwendbar auf Werte aller Typen, die Instanz von Eq sind
- viele Typen sind bereits vordefinierte Instanz von Eq, z.B. alle elementaren Typen, Tupel und Listen über elementaren Typen
- auch selbstdefinierte Typen können zu Instanzen von Eq gemacht werden

## Spezielle Frage

Ist es vorstellbar, jeden Typ zu einer Instanz der Typklasse Eq zu machen?

De facto hieße das, den Typ des Vergleichsoperators (==) von

```
(==) :: Eq a => a -> a -> Bool
```

zu

```
(==) :: a -> a -> Bool
```

zu verallgemeinern.

## Zur Antwort (1)

Nein!

Der Grund ist im Kern folgender:

Anders als z.B. die Länge einer Liste, die eine vom konkreten Listentyp unabhängige Eigenschaft ist und deshalb eine (echt) polymorphe Eigenschaft ist und eine entsprechende Implementierung erlaubt

```
length :: [a] -> Int      -- echt polymorph
length [] = 0
length (_:xs) = 1 + length xs
```

Ist Gleichheit eine typabhängige Eigenschaft, die eine typspezifische Implementierung verlangt.

Beispiel:

- unsere typspezifischen Implementierungen des Gleichheitstests auf Bäumen

## Zur Antwort (3)

Warum ist nicht mehr möglich?

Im Sinne von Funktionen als *first class citizens* in funktionalen Sprachen wäre ein Gleichheitstest auch auf Funktionen sicher höchst wünschenswert.

Z.B.:

```
(==) fac fib => False
(==) (\x -> x+x) (\x -> 2*x) => True
(==) (+2) doubleInc => True
```

---

## Zur Antwort (4)

In Haskell erforderte eine Umsetzung Instanzbildungen der Art:

```
instance Eq (Int -> Int) where
  (==) f g = ...

instance Eq (Int -> Int -> Int) where
  (==) f g = ...
```

Können wir die "Punkte" so ersetzen, dass wir einen Gleichheitstest für alle Funktionen der Typen `(Int -> Int)` und `(Int -> Int -> Int)` haben?

---

## Zur Antwort (5)

**Leider nein!**

Zwar läßt sich für konkret vorgelegte Funktionen Gleichheit fallweise (algorithmisch) entscheiden, generell aber gilt folgendes aus der Theoretischen Informatik bekannte negative Ergebnis:

**Theorem**

*Gleichheit von Funktionen ist unentscheidbar.*

---

## Zur Antwort (6)

*Erinnerung:*

"Gleichheit von Funktionen ist unentscheidbar" heißt informell, dass...

- es gibt keinen Algorithmus, der für zwei beliebig vorgelegte Funktionen stets nach endlich vielen Schritten entscheidet, ob diese Funktionen gleich sind oder nicht.

*Machen Sie sich klar, dass daraus in der Tat nicht folgt, dass Gleichheit zweier Funktionen nie (in endlicher Zeit) entschieden werden kann.*

---

## Schlussfolgerung (1)

...anhand der Beobachtungen am Gleichheitstest (==):

- ...offenbar können Funktionen bestimmter Funktionalität nicht für jeden Typ angegeben werden, insbesondere lässt sich nicht für jeden Typ eine Implementierung des Gleichheitsrelators (==) angeben, sondern nur für eine Teilmenge aller möglichen Typen.
- ...die Teilmenge der Typen, für die das für den Gleichheitsrelator möglich ist, bzw. eine Teilmenge davon, für die das in einem konkreten Haskell-Programm tatsächlich gemacht wird, ist im Haskell-Jargon eine *Sammlung* (engl. *collection*) von Typen, eine sog. *Typklasse*.

---

## Schlussfolgerung (2)

Auch wenn es schön wäre, eine (echt) polymorphe Implementierung von (==) zu haben zur Signatur

```
(==) :: a -> a -> Bool
```

und damit analog zur Funktion zur Längenbestimmung von Listen

```
length :: [a] -> Int
```

...ist eine Implementierung in dieser Allgemeinheit für (==) nicht möglich!

Die Typklassen, für die eine Implementierung von (==) angegeben werden kann, sind in Haskell in der Typklasse `Eq` zusammengefasst.

---

## Typklassen und Vererbung (1)

*Vererbung* auf Typklassenebene...

```
class Eq a => Ord a where
  (<), (<=), (>), (>=) :: a -> a -> Bool
  max, min           :: a -> a -> a
  compare           :: a -> a -> Ordering
  x <= y            = (x<y) || (x==y)
  x > y             = y < x
  ...
  compare x y
    | x == y      = EQ
    | x <= y      = LT
    | otherwise   = GT
```

---

## Typklassen und Vererbung (2)

- Die (wie `Eq` vordefinierte) Typklasse `Ord` erweitert die Klasse `Eq`.
- Jede Instanz der Typklasse `Ord` muss Implementierungen für alle Funktionen der Klassen `Eq` und `Ord` bereitstellen.

*Beachte:*

- `Ord` stellt wie `Eq` für einige Funktionen bereits Standardimplementierungen bereit.
- Bei der Instanzbildung für weitere Typen reicht es deshalb, Implementierungen der Relatoren (==) und (<) anzugeben.
- Durch Angabe instanzspezifischer Implementierungen bei der Instanzbildung können diese Standardimplementierungen aber auch nach Wunsch überschrieben werden.

---

## Typklassen und Vererbung (3)

Auch *Mehrfachvererbung* auf Typklassenebene ist möglich, wie Haskell's vordefinierte Typklasse `Num` zeigt:

```
class (Eq a, Show a) => Num a where
  (+), (-), (*) :: a -> a -> a
  negate      :: a -> a
  abs, signum :: a -> a
  fromInteger :: Integer -> a -- Typkonversionsfunktion!
  fromInt     :: Int -> a     -- Typkonversionsfunktion!

  x - y      = x + negate y
  fromInt   = ...
```

- ...vgl. dies auch mit Vererbungskonzepten objektorientierter Sprachen!

## Typklassen und Vererbung (4)

Überschreiben ererbter Funktionen am Beispiel der Instanz Point der Typklasse Eq:

- **Vererbung:**

Für die Instanzdeklaration von Point zur Klasse Eq

```
instance Eq Point where
  Point (x,y) == Point (w,z) = (x==w) && (y==z)
```

erbt Point folgende Implementierung des Ungleichheitstests (/=) aus der Klasse Eq:

```
Point x /= Point y = not (Point x == Point y)
```

- **Überschreiben:**

Die ererbte (Standard-) Implementierung von (/=) kann überschrieben werden, z.B. wie unten durch eine (geringfügig) effizientere Variante:

```
instance Eq Point where
  Point (x,y) == Point (w,z) = (x==w) && (y==z)
  Point x /= Point y       = if x/=w then True else y/=z
```

## Typklassen und Vererbung (5)

(Automatisch) abgeleitete Instanzen von Typklassen...

```
data Spielfarbe = Kreuz | Pik | Herz | Karo
  deriving (Eq,Ord,Enum,Bounded,Show,Read)
data Tree a = Nil |
  Node a (Tree a) (Tree a)
  deriving (Eq,Ord)
```

- Algebraische Typen können durch Angabe einer deriving-Klausel als Instanzen vordefinierter Klassen automatisch angelegt werden.
- Intuitiv ersetzt die Angabe der deriving-Klausel die Angabe einer instance-Klausel.

## Typklassen und Vererbung (6)

So ist

```
data Tree a = Nil |
  Node a (Tree a) (Tree a) deriving Eq
```

gleichbedeutend zu:

```
data Tree a = Nil |
  Node a (Tree a) (Tree a)

instance Eq a => Eq (Tree a) where
  (==) Nil Nil           = True
  (==) (Node m t1 t2) (Node n u1 u2)
    = (m == n) &&
      (t1 == u1) &&
      (t2 == u2)
  (==) _ _              = False
```

## Typklassen und Vererbung (7)

Analog ist

```
data Tree2 a b = Leaf2 b1 |
  Node2 a b (Tree2 a b) (Tree2 a b) deriving Eq
```

gleichbedeutend zu:

```
data Tree2 a b = Leaf2 b1 |
  Node2 a b (Tree2 a b) (Tree2 a b)

instance (Eq a, Eq b) => Eq (Tree2 a b) where
  (==) (Leaf2 q) (Leaf2 s)           = (q == s)
  (==) (Node2 p q t1 t1) (Node2 r s u1 u2)
    = (p == r) &&
      (q == s) &&
      (t1 == u1) &&
      (t2 == u2)
  (==) _ _                          = False
```

## Typklassen und Vererbung (8)

Möchten Sie hingegen Gleichheit wie folgt realisiert wissen

```
data Tree2 a b = Leaf2 b1 |
  Node2 a b (Tree2 a b) (Tree2 a b)

instance (Eq a, Eq b) => Eq (Tree2 a b) where
  (==) (Leaf2 q) (Leaf2 s)           = (q == s)
  (==) (Node2 _ q t1 t1) (Node2 _ s u1 u2)
    = (q == s) &&
      (t1 == u1) &&
      (t2 == u2)
  (==) _ _                          = False
```

geht an obiger Instanzdeklaration kein Weg vorbei.

## Typklassen und Vererbung (9)

Mehr zu Typklassen, alles zu Funktionen vordefinierter Typklassen und über Grenzen und Einschränkungen etwa automatischer Ableitbarkeit von Typklassen...

- ...in jedem guten Buch über Haskell!

## Zum Abschluss dieses Themas

Polymorphie und Überladen von Funktionen bedeuten...

- vordergründig  
... ein Funktionsname kann auf Argumente unterschiedlichen Typs angewendet werden.
- präziser
  - Polymorphe Funktionen...
    - \* ...haben eine einzige Implementierung, die für alle (zugeschlossenen/abgedeckten) Typen arbeitet (Bsp.: `length :: [a] -> Int`)
  - Überladene Funktionen...
    - \* ...arbeiten für Instanzen einer Klasse von Typen mit einer für jede Instanz spezifischen Implementierung (Bsp.: `size :: Size a => a -> Int`)

## Vorteile des Überladens von Operatoren

- Ohne Überladen ginge es nicht ohne ausgezeichnete Namen für alle Operatoren.
- Das gälte auch für die bekannten arithmetischen Operatoren, so wären insbesondere Namen der Art `+Int`, `+Float`, `*Int`, `*Float`, etc. erforderlich.
- Deren zwangweiser Gebrauch wäre nicht nur ungewohnt und unschön, sondern in der täglichen Praxis auch lästig.
- Haskells Angebot, hier Abhilfe zu schaffen und Operatoren zu überladen, ist das Konzept der *Typklassen*.

Zum *Selbststudium*: Andere Sprachen wie z.B. ML und Opal gehen hier einen anderen Weg und bieten andere Konzepte.

---

## Kapitel 4: Listen und Listenkomprehension, Muster

Nachträge und Ergänzungen...

- Listen, Muster und Funktionen
- Listenkomprehension *at work*

---

## Zurück zu Listen, Mustern und Funktionen darauf (1)

Einige Beispiele...

```
sum :: [Int] -> Int
sum [] = 0
sum (x:xs) = x + sum xs
```

```
head :: [a] -> a
head (x:_) = x
```

```
tail :: [a] -> [a]
tail (_:xs) = xs
```

```
null :: [a] -> Bool
null [] = True
null (_:_) = False
```

---

## Zurück zu Listen, Mustern und Funktionen darauf (2)

Muster, Wild Cards und Typvariablen...

```
sign :: Integer -> Integer
sign x
  | x > 0 = 1
  | x == 0 = 0
  | x < 0 = -1

takeFirst :: Integer -> [a] -> [a]
takeFirst m ys = case (m,ys) of
  (0,_) -> []
  (_,[]) -> []
  (n,x:xs) -> x : takeFirst (n - 1) xs

ifThenElse :: Bool -> a -> a -> a
ifThenElse c t e = case c of True -> t
                             False -> e
```

---

## Somit erhalten wir als Fortschreibung...

...des Musterbegriffs: Muster können sein...

Bislang:

- *Werte* (z.B. 0, 'c', True)  
...ein Argument "passt" auf das Muster, wenn es vom entsprechenden Wert ist.
- *Variablen* (z.B. n)  
...jedes Argument passt (und ist rechtsseitig verwendbar).
- *Wild card* "\_"  
...jedes Argument passt (aber ist rechtsseitig nicht verwendbar).

Jetzt zusätzlich:

- *Konstruktormuster* (hier über Listen; z.B. [], (p:ps))
  - Eine Liste passt auf das Muster [], wenn sie leer ist.
  - Eine Liste passt auf (p:ps), wenn sie nicht leer ist und der Listenkopf auf p und der Listenrest auf ps passt.

*Hinweis:* Im Fall von (p:ps) reicht es, dass die Argumentliste nicht leer ist.

---

## Oft sehr nützlich

...das sog. as-Muster (mit @ gelesen als "as"):

*Beispiel:*

```
listTransform :: [a] -> [a]
listTransform l@(x:xs) = (x : 1) ++ xs
```

Zum Vergleich ohne as-Muster...

```
listTransform :: [a] -> [a]
listTransform (x:xs) = (x : (x : xs)) ++ xs
```

...weniger elegant und weniger gut lesbar.

---

## Ein weiteres Beispiel

Auch Funktionsdeklarationen der Form...

```
binom :: (Integer,Integer) -> Integer
binom (n,k)
  | k==0 || n==k = 1
  | otherwise = binom (n-1,k-1) + binom (n-1,k)
```

...sind Beispiele *musterbasierter* Funktionsdefinitionen.

---

## Zum Vergleich...

...mit Standardselektoren ohne Muster:

```
binom :: (Integer,Integer) -> Integer
binom p
  | snd(p)==0 || snd(p)==fst(p) = 1
  | otherwise = binom (fst(p)-1,snd(p)-1)
               + binom (fst(p)-1,snd(p))
```

...offenbar auch hier weniger elegant und weniger gut lesbar.

---

## Schlussfolgerung zwischendurch

Musterbasierte Funktionsdefinitionen sind (i.a.)...

- elegant und
- führen zu knappen, gut lesbaren Spezifikationen.

*Zu beachten aber ist:* Musterbasierte Funktionsdefinitionen...

- können zu subtilen Fehlern führen und
- erschweren (oft) Programmänderungen/-weiterentwicklungen ("bis hin zur Tortur" (vgl. Pepper [4]): denke etwa an das Hinzukommen eines weiteren Parameters)

## Listen, Listenkonstruktoren, Listenoperatoren

Wir kennen den vordefinierten Listentyp `String`:

```
Type String = [Char]
```

...und Beispiele gültiger Werte des Typs `String`, etwa:

```
['h','e','l','l','o'] == "hello"
"hello" ++ "world" -> "hello world" (++): vordef. Konkatenationsop.)
```

Wir hatten aber auch gesehen, dass Elementtypen weit komplexer sein dürfen, bis hin zu Funktionen (Funktionen als "first class citizens"):

- Listen von Listen  
[[2,4,23,2,5],[3,4],[],[56,7,6,]] :: [ [Int] ]
- Listen von Paaren  
[(3.14,42.0),(56.1,51.3),(1.12,2.22)] :: [ Point ]
- ...
- Listen von Funktionen  
[fac, fib, fun91] :: [ Integer -> Integer ]

Ist die Zulässigkeit von `[fac, fib, fun91] :: [ Integer -> Integer ]` bemerkenswert?

## Erinnerung aus der Mathematik...

Eine Funktion  $f$  ist ein Tripel  $(D,W,G)$  mit einer Definitionsmenge (-bereich)  $D$ , einer Wertemenge (-bereich)  $W$  und einer rechtseindeutigen Relation  $G$  mit  $G \subseteq D \times W$ , dem sog. Funktionsgraphen von  $f$ .

Mithin...

Funktionen sind spezielle Relationen; spezielle Teilmengen eines kartesischen Produkts

Damit intuitiv naheliegend...

Listen von Funktionen ... "Listen von Listen von Paaren"

Schlagwort...

Funktionen als "first class citizens"

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

290

## Listenkomprehension (1)

...ein für funktionale Programmiersprachen charakteristisches Ausdrucksmittel.

- Listenkomprehension  
...ein einfaches Beispiel:  
`[3*n | n <- list]` steht kurz für `[3,6,9,12]`, wobei `list` vom Wert `[1,2,3,4]` vorausgesetzt ist.  
~> Listenkomprehension ist ein sehr elegantes und ausdruckskräftiges Sprachkonstrukt!

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

291

## Listenkomprehension (2)

Weitere Anwendungsbeispiele:

...wobei `lst = [1,2,4,7,8,11,12,42]` vorausgesetzt ist:

- a) `[ square n | n <- lst ] => [1,4,16,49,64,121,144,1764]`
- b) `[ n | n <- lst, isPowOfTwo n ] => [1,2,4,8]`
- c) `[ n | n <- lst, isPowOfTwo n, n>=5 ] => [8]`
- d) `[ isPrime n | n <- lst ] => [False,True,False,True,False,True,False,False]`

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

292

## Listenkomprehension (3)

- e) `addCoordinates :: [Point] -> [Float]`  
`addCoordinates pLst = [ x+y | (x,y)<-pLst, (x>0||y>0) ]`  
`addCoordinates [(0.0,0.5),(3.14,17.4),(-1.5,-2.3)] => [0.5,20.54]`
- f) `allOdd :: [Integer] -> Bool`  
`allOdd xs = ( [ x | x<-xs, isOdd x ] == xs )`  
`allEven :: [Integer] -> Bool`  
`allEven xs = ( [ x | x<-xs, isOdd x ] == [] )`

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

293

## Listenkomprehension (4)

- g) `grabCapVowels :: String -> String`  
`grabCapVowels s = [ c | c<-s, isCapVowel c ]`  
  
`isCapVowel :: Char -> Bool`  
`isCapVowel 'A' = True`  
`isCapVowel 'E' = True`  
`isCapVowel 'I' = True`  
`isCapVowel 'O' = True`  
`isCapVowel 'U' = True`  
`isCapVowel c = False`

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

294

## Listenkomprehension "at work" (1)

...am Beispiel von "Quicksort".

**Aufgabe:** Sortiere eine Liste  $L$  ganzer Zahlen aufsteigend.

**Lösung** mittels Quicksort:

- **Teile:** Wähle ein Element  $l$  aus  $L$  und partitioniere  $L$  in zwei (möglicherweise leere) Teillisten  $L_1$  und  $L_2$  so, dass alle Elemente von  $L_1$  ( $L_2$ ) kleiner oder gleich (größer) dem Element  $l$  sind.
- **Herrsche:** Sortiere  $L_1$  und  $L_2$  mit Hilfe rekursiver Aufrufe von Quicksort.
- **Zusammenführen der Teilergebnisse:** Trivial, die Gesamtliste entsteht durch Konkatenation der sortierten Teillisten.

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

295

## Listenkomprehension "at work" (2)

QuickSort: Eine typische Realisierung in Haskell...

```
quickSort :: [Int] -> [Int]
```

```
quickSort [] = []
quickSort (x:xs) =
    quickSort [ y | y<-xs, y<=x ] ++
    [x] ++ quickSort [ y | y<-xs, y>x ]
```

Beachte: Funktionsanwendung bindet stärker als Listenkonstruktion. Deshalb Klammerung des Musters `x:xs` in `quickSort (x:xs) = ...`

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010)

296

## Listenkomprehension "at work" (3)

Zum Vergleich: Eine typische imperative Realisierung von QuickSort...

```
quickSort (L,low,high)
  if low < high
    then splitInd = partition(L,low,high)
         quickSort(L,low,splitInd-1)
         quickSort(L,splitInd+1,high) fi

partition (L,low,high)
  l = L[low]
  left = low
  for i=low+1 to high do
    if L[i] <= l then left = left+1
         swap(L[i],L[left]) fi od
  swap(L[low],L[left])
  return left
```

...und dem initialen Aufruf quickSort(L,1,length(L)).

## Rückblick auf Kap. 1, Teil 1 der Vorlesung

Imperative vs. funktionale Programmierung – Ein Vergleich:

Gegeben ein Problem  $P$ .

**Imperativ:** Typischer Lösungsablauf besteht aus folgenden Schritten

1. Beschreibe eine(n) Lösung(s)  $L$  für  $P$
2. Gieße  $L$  in die Form einer Menge von Anweisungen für den Rechner und organisiere dabei die Speicherverwaltung

**Funktional:**

- ...das "was" statt des "wie" in den Vordergrund stellen
- $\leadsto$  etwas von der Eleganz der Mathematik in die Programmierung bringen!

Quicksort: Ein eindrucksvolles Beispiel? Urteilen Sie selbst...

## Listenkonstruktoren vs. Listenoperatoren

Der Operator  $(:)$  ist Listenkonstruktor,  $(++)$  Listenoperator...

**Abgrenzung:** Konstruktoren führen zu eindeutigen Darstellungen, gewöhnliche Operatoren i.a. nicht.

Veranschaulicht am Beispiel von Listen:

```
42:17:4:[] == (42:(17:(4:[]))) -- eindeutig

[42,17] ++ [] ++ [4] == [42,17,4] == [42] ++ [17,4] ++ []
-- nicht eindeutig
```

**Bemerkung:**  $(42:(17:(4:[])))$  deutet an, dass eine Liste ein Objekt ist, erzwungen durch die Typstruktur. Anders in imperativen/objektorientierten Sprachen: Listen sind dort nur indirekt existent, nämlich bei "geeigneter" Verbindung von Elementen durch Zeiger.

## Kapitel 5: Funktionen höherer Ordnung

Funktionen höherer Ordnung (*kurz:* Funktionale)

- Funktionen als Argumente
- Funktionen als Resultate
- Spezialfall: Funktionale auf Listen
- Anwendungen

...und ihre Vorteile für die Programmierung.

## Funktionale

Funktionen, unter deren Argumenten oder Resultaten Funktionen sind, heißen *Funktionen höherer Ordnung* oder kurz *Funktionale*.

Mithin...

**Funktionale sind spezielle Funktionen!**

...also nichts Besonderes, oder?

## Funktionale nichts Außergewöhnliches?

Im Grunde nicht...

Drei kanonische Beispiele aus Mathematik und Informatik:

- Mathematik: *Differential- und Integralrechnung*
  - $\frac{df(x)}{dx} \leadsto \text{diff } f \text{ a}$   
...Ableitung von  $f$  an der Stelle  $a$
  - $\int_a^b f(x)dx \leadsto \text{integral } f \text{ a b}$   
...Integral von  $f$  zwischen  $a$  und  $b$
- Informatik: *Semantik von Programmiersprachen*
  - Denotationelle Semantik der while-Schleife  
 $S_{ds}[\text{while } b \text{ do } S \text{ od}]: \Sigma \rightarrow \Sigma$   
...kleinster Fixpunkt eines Funktionals auf der Menge der Zustandstransformationen  $[\Sigma \rightarrow \Sigma]$  über der Menge der Zustände  $\Sigma$  mit  $\Sigma =_{def} \{\sigma \mid \sigma \in [Var \rightarrow Data]\}$ .  
(Siehe z.B. VU 185.183 Theoretische Informatik 2)

## Aber...

*The functions I grew up with, such as the sine, the cosine, the square root, and the logarithm were almost exclusively real functions of a real argument. ... I was really ill-equipped to appreciate functional programming when I encountered it: I was, for instance, totally baffled by the shocking suggestion that the value of a function could be another function.<sup>(\*)</sup>*

Edsger W. Dijkstra (11.5.1930-6.8.2002)  
1972 Recipient of the ACM Turing Award

<sup>(\*)</sup> Zitat aus: Introducing a course on calculi. Ankündigung einer Lehrveranstaltung an der University of Texas at Austin, 1995.

## Feststellung

Der systematische Umgang mit Funktionen höherer Ordnung... (Funktionen als "first-class citizens")

- ist charakteristisch für funktionale Programmierung
- hebt funktionale Programmierung von anderen Programmierparadigmen ab
- ist der Schlüssel zu extrem eleganten und ausdruckskräftigen Programmiermethoden

---

## Ein Ausflug in die Philosophie...

*Der Mensch wird erst durch Arbeit zum Menschen.*  
Georg W.F. Hegel (27.8.1770-14.11.1831)

Frei nach Hegel...

*Funktionale Programmierung wird erst durch Funktionale zu funktionaler Programmierung!*

---

## Des Pudels Kern

...bei Funktionalen:

### Wiederverwendung!

...wie auch schon bei Funktionsabstraktion und Polymorphie.

Dies wollen wir in der Folge genauer herausarbeiten...

---

## Funktionale – Motivation 1(6)

(siehe Fethi Rabhi, Guy Lapalme. Algorithms - A Functional Approach, Addison-Wesley, 1999, S. 7f.)

Betrachte folgende Beispiele...

```
-- Fakultatsfunktion
fact n | n==0 = 1
      | n>0  = n * fact(n-1)

-- Aufsummieren der n ersten natuerlichen Zahlen
sumNat n | n==0 = 0
        | n>0  = n + sumNat(n-1)

-- Aufsummieren der n ersten Quadratzahlen natuerlicher Zahlen
sumSquNat n | n==0 = 0
           | n>0  = n*n + sumSquNat(n-1)
```

---

## Funktionale – Motivation 2(6)

Beobachtung...

- Die Definitionen von `fact`, `sumNat` und `sumSquNat` folgen demselben *Rekursionsschema*.
- Dieses zugrundeliegende gemeinsame Rekursionsschema ist gekennzeichnet durch:
  - Triff eine Festlegung für den Wert der Funktion...
    - \* ...im *Basisfall*
    - \* ...im verbleibenden (rekursiven) Fall als *Kombination* des Argumentwerts `n` und des Funktionswerts für `n-1`

---

## Funktionale – Motivation 3(6)

Diese Beobachtung legt nahe...

- Obiges Rekursionsschema, gekennzeichnet durch *Basisfall* und *Funktion zur Kombination von Werten*, herauszuziehen (zu abstrahieren) und musterhaft zu realisieren.

Wir erhalten...

- Realisierung des Rekursionsschemas

```
rekPatt base comb n | n==0 = base
                   | n>0  = comb n (rekPatt base comb (n-1))
```

---

## Funktionale – Motivation 4(6)

Unmittelbare Anwendung des Rekursionsschemas...

```
fact n      = rekPatt 1 (*) n
sumNat n    = rekPatt 0 (+) n
sumSquNat n = rekPatt 0 (\x y -> x*x + y) n
```

...oder alternativ dazu in nichtargumentbehafteter Ausprägung:

```
fact      = rekPatt 1 (*)
sumNat    = rekPatt 0 (+)
sumSquNat = rekPatt 0 (\x y -> x*x + y)
```

---

## Funktionale – Motivation 5(6)

Unmittelbarer Vorteil obigen Vorgehens...

- *Wiederverwendung* und dadurch...
  - *kürzerer, verlässlicherer, wartungsfreundlicherer* Code

Erforderlich für erfolgreiches Gelingen...

- *Funktionen höherer Ordnung* oder kürzer: *Funktionale*

*Intuition:* Funktionale sind (spezielle) Funktionen, die Funktionen als Argumente erwarten und/oder als Resultat zurückliefern.

---

## Funktionale – Motivation 6(6)

Illustriert am obigen Beispiel...

- Die Untersuchung des Typs von `rekPatt`...

```
rekPatt :: Int -> (Int -> Int -> Int) -> Int
```

zeigt:

- Die Funktion `rekPatt` ist ein *Funktional*!

In der Anwendungssituation des Beispiels gilt weiter...

	Wert i. Basisf. (base)	Fkt. z. Kb. v. W. (comb)
<code>fact</code>	1	(*)
<code>sumNat</code>	0	(+)
<code>sumSquNat</code>	0	\x y -> x*x + y

## Funktionale, Teil 1 ...Funktionen als Argumente (1)

Anstatt zweier spezialisierter Funktionen...

```
max :: Ord a => a -> a -> a -> a
max x y
  | x > y    = x
  | otherwise = y

min :: Ord a => a -> a -> a -> a
min x y
  | x < y    = x
  | otherwise = y
```

## Funktionale, Teil 1 ...Funktionen als Argumente (2)

...eine mit einem Funktions-/Prädikatsargument parametrisierte Funktion:

```
extreme :: Num a => (a -> a -> Bool) -> a -> a -> a
extreme p m n
  | p m n    = m
  | otherwise = n
```

Anwendungsbeispiele:

```
extreme (>) 17 4 = 17
extreme (<) 17 4 = 4
```

Dadurch wird folgende alternative Definitionen von max und min möglich...

```
max x y = extreme (>) x y    bzw.    max = extreme (>)
min x y = extreme (<) x y    bzw.    min = extreme (<)
```

## Funktionen als Argumente: Weitere Bsp.

(Gleichförmige) Manipulation der Marken eines benannten Baums bzw. Herausfiltern der Marken mit einer bestimmten Eigenschaft...

```
data Tree a = Nil |
             Node a (Tree a) (Tree a)

walkAndWork :: (a -> a) -> Tree a -> Tree a
walkAndWork f Nil = Nil
walkAndWork f (Node elem t1 t2) =
  (Node (f elem) (walkAndWork f t1) (walkAndWork f t2))

filterTree :: (a -> Bool) -> Tree a -> [a]
filterTree p Nil = []
filterTree p (Node elem t1 t2) =
  [ p elem = [elem] ++ (filterTree p t1) ++ (filterTree p t2)
  | otherwise = (filterTree p t1) ++ (filterTree p t2)
```

...mithilfe von Funktionalen, die in Manipulationsfunktion bzw. Prädikat parametrisiert sind.

## Zwischenresümee 1: Funktionen als Argumente...

- ...erhöhen die Ausdruckskraft erheblich und
- ...unterstützen Wiederverwendung.

Beispiel:

Vergleiche

```
zip :: [a] -> [b] -> [(a,b)]
zip (x:xs) (y:ys) = (x,y) : zip xs ys
zip _ _ = []
```

mit

```
zipWith :: (a -> b -> c) -> [a] -> [b] -> [c]
zipWith f (x:xs) (y:ys) = f x y : zipWith f xs ys
zipWith f _ _ = []
```

## Funktionale, Teil 2 ...Funktionen als Resultate (1)

Auch diese Situation ist bereits aus der Mathematik vertraut...

Etwa in Gestalt der...

- Funktionskomposition (Komposition von Funktionen)

```
(.) :: (b -> c) -> (a -> b) -> (a -> c)
(f . g) x = f (g x)
```

Bsp.:

**Theorem** [...bekannt aus Analysis 1]  
Die Komposition stetiger Funktionen ist wieder eine stetige Funktion.

## Funktionale, Teil 2 ...Funktionen als Resultate (2)

...ermöglichen Funktionsdefinitionen auf dem (Abstraktions-) Niveau von Funktionen statt von (elementaren) Werten.

Beispiel:

```
giveFourthElem :: [a] -> a
giveFourthElem = head . tripleTail
```

```
tripleTail :: [a] -> [a]
tripleTail = tail . tail . tail
```

## Funktionale, Teil 2 ...Funktionen als Resultate (3)

In komplexen Situationen einfacher zu verstehen und zu ändern als die argumentversehene Varianten...

Vergleiche folgende zwei argumentversehene Varianten der Funktion giveFourthElem :: [a] -> a ...

```
giveFourthElem ls = (head . tripleTail) ls -- Variante 1
giveFourthElem ls = head (tripleTail ls)  -- Variante 2
```

...mit der argumentlosen Variante

```
giveFourthElem = head . tripleTail
```

## Funktionen als Resultate – Weitere Beispiele (1)

Iterierte Funktionsanwendung...

```
iterate :: Int -> (a -> a) -> (a -> a)
iterate n f
  | n > 0    = f . iterate (n-1) f
  | otherwise = id
```

```
id :: a -> a
id a = a
```

-- Anwendungsbeispiel

```
(iterate 3 square) 2
=> (square . square . square . id) 2 => 256
```



## Funktionen als Resultate – Weitere Beispiele (2)

Anheben (engl. *lifting*) eines Wertes zu einer (konstanten) Funktion...

```
constFun :: a -> (b -> a)
constFun c = \x -> c
```

```
-- Anwendungsbeispiele
constFun 42 "Die Antwort auf alle Fragen" => 42
constFun iterate giveFourthElem          => iterate
(constFun iterate (+) 3 (\x->x*x)) 2      => 256
```

Vertauschen von Argumenten...

```
flip :: (a -> b -> c) -> (b -> a -> c)
flip f x y = f y x
```

```
-- Anwendungsbeispiel und Eigenschaft von flip
flip . flip                                => id
```

## Funktionen als Resultate – Partielle Auswertung (1)

Insbesondere die Spezialfälle der sog. *operator sections*.

*Schlüssel:* ...partielle Auswertung / partiell ausgewertete Operatoren

- (\*2) ...die Funktion, die ihr Argument verdoppelt.
- (2\*) ...S.O.
- (42<) ...das Prädikat, das sein Argument daraufhin überprüft, größer 42 zu sein.
- (42:) ...die Funktion, die 42 an den Anfang einer typkompatiblen Liste setzt.
- ...

## Funktionen als Resultate – Partielle Auswertung (2)

Partiell ausgewertete Operatoren...

...besonders elegant und ausdruckskräftig in Kombination mit Funktionalen und Funktionskomposition.

*Beispiel:*

```
fancySelect :: [Int] -> [Int]
fancySelect = filter (42<) . map (*2)
```

...multipliziert jedes Element einer Liste mit 2 und entfernt anschließend alle Elemente, die kleiner oder gleich 42 sind.

```
reverse :: [a] -> [a]
reverse = foldl (flip (:)) []
```

...kehrt eine Liste um.

*Bem.:* map, filter, foldl und flip werden in Kürze noch genauer besprochen.

## Anm. zur Funktionskomposition

*Beachte:*

Funktionskomposition...

- ist assoziativ, d.h.  $f \cdot (g \cdot h) = (f \cdot g) \cdot h = f \cdot g \cdot h$
- erfordert aufgrund der Bindungsstärke explizite Klammerung. (Bsp.: `head . tripleTail 1s` in Variante 1 von Folie 319 führt zu Typfehler.)
- sollte auf keinen Fall mit Funktionsapplikation verwechselt werden:  $f \cdot g$  (*Komposition*) ist verschieden von  $f \ g$  (*Applikation*)!

## Zwischenresümee 2: Funktionen als Resultate...

...von Funktionen (gleichberechtigt zu elementaren Werten) zuzulassen...

- ...ist der Schlüssel, Funktionen miteinander zu verknüpfen und in Programme einzubringen
- ...unterscheidet funktionale Programmierung signifikant von anderen Programmierparadigmen
- ...ist maßgeblich für die Eleganz und Ausdruckskraft und Prägnanz funktionaler Programmierung.

Damit bleibt (möglicherweise) die Frage...

- Wie erhält man funktionale Ergebnisse?

## Einige Standardtechniken zur Entwicklung...

...von Funktionen mit funktionalen Ergebnissen:

- Explizit (Bsp.: `extreme`, `iterate`,...)
- Partielle Auswertung (curryfiziert vorliegender Funktionen) (Bsp.: `curriedAdd 4711 :: Int->Int`, `iterate 5 :: (a->a)->(a->a),...`)
  - Spezialfall: operator sections (Bsp.: `(*2)`, `<2`),...)
- Funktionskomposition (Bsp.: `tail . tail . tail :: [a]->[a],...`)
- $\lambda$ -Lifting (Bsp.: `constFun :: a -> (b -> a),...`)

## Spezialfall: Funktionale auf Listen

Typische Problemstellungen...

- Behandlung aller Elemente einer Liste in bestimmter Weise
- Herausfiltern aller Elemente einer Liste mit bestimmter Eigenschaft
- Aggregation aller Elemente einer Liste mittels eines bestimmten Operators
- ...

## Standardfunktionale auf Listen

...werden in fkt. Programmiersprachen in großer Zahl offeriert, auch in Haskell.

Drei in der Praxis besonders häufig verwendete Funktionale auf Listen sind die Funktionale...

- `map`
- `filter`
- `fold`

## Das Standardfunktional map (1)

```
-- Signatur
map :: (a -> b) -> [a] -> [b]

-- Implementierung mittels Listenkompensation (Variante 1)
map f ls = [ f l | l <- ls ]

-- Implementierung mittels (expliziter) primitiver
-- Rekursion (Variante 2)
map f []     = []
map f (l:ls) = f l : map f ls

-- Anwendungsbeispiel
map square [2,4..10] = [4,16,36,64,100]
```

## Das Standardfunktional map (2)

Einige Eigenschaften von map...

- Allgemein:

```
map (\x -> x)    = \x -> x
map (f . g)      = map f . map g
map f . tail     = tail . map f
map f . reverse  = reverse . map f
map f . concat   = concat . map (map f)
map f (xs ++ ys) = map f xs ++ map f ys
```

- (Nur) für strikte f:

```
f . head = head . (map f)
```

## Das Standardfunktional filter

```
-- Signatur
filter :: (a -> Bool) -> [a] -> [a]

-- Implementierung mittels Listenkompensation
filter p ls = [ l | l <- ls, p l ]

-- Implementierung mittels (expliziter) primitiver Rekursion
filter p []     = []
filter p (l:ls) = l : filter p ls
  | p l         = l : filter p ls
  | otherwise   = filter p ls

-- Anwendungsbeispiel
filter isPowerOfTwo [2,4..100] = [2,4,8,16,32,64]
```

## Das Standardfunktional fold (1)

"Falten" von rechts: foldr

```
-- Signatur ("folding from the right")
foldr :: (a -> b -> b) -> b -> [a] -> b

-- Implementierung mittels (expliziter) primitiver Rekursion
foldr f e []     = e
foldr f e (l:ls) = f l (foldr f e ls)

-- Anwendungsbeispiel
foldr (+) 0 [2,4..10] = (+ 2 (+ 4 (+ 6 (+ 8 (+ 10 0))))))
                    = (2 + (4 + (6 + (8 + (10 + 0)))))) = 30
foldr (+) 0 []       = 0
```

*In obiger Definition bedeuten:*

f ...binäre Funktion, e ...Startwert, und  
(l:ls) ...Liste der zu aggregierenden Werte.

## Das Standardfunktional fold (2)

Anwendungen von foldr zur Definition einiger Standardfunktionen von Haskell...

```
concat :: [[a]] -> [a]
concat ls = foldr (++) [] ls

and :: [Bool] -> Bool
and bs = foldr (&&) True bs
```

## Das Standardfunktional fold (3)

"Falten" von links: foldl

```
-- Signatur ("folding from the left")
foldl :: (a -> b -> a) -> a -> [b] -> a

-- Mittels (expliziter) primitiver Rekursion
foldl f e []     = e
foldl f e (l:ls) = foldl f (f e l) ls

-- Anwendungsbeispiel
foldl (+) 0 [2,4..10] = (+ (+ (+ (+ (+ 0 2) 4) 6) 8) 10)
                    = (((((0 + 2) + 4) + 6) + 8) + 10) = 30
foldl (+) 0 []       = 0
```

*In obiger Definition bedeuten:*

f ...binäre Funktion, e ...Startwert und  
(l:ls) ...Liste der zu aggregierenden Werte.

## Das Standardfunktional fold (4)

foldr vs. foldl – ein Vergleich:

```
-- Signatur ("folding from the right")
foldr :: (a -> b -> b) -> b -> [a] -> b
foldr f e []     = e
foldr f e (l:ls) = f l (foldr f e ls)

foldr f e [a1,a2,...,an]
  => a1 'f' (a2 'f' ... 'f' (an-1 'f' (an 'f' e))...)

-- Signatur ("folding from the left")
foldl :: (a -> b -> a) -> a -> [b] -> a
foldl f e []     = e
foldl f e (l:ls) = foldl f (f e l) ls

foldl f e [b1,b2,...,bn]
  => (...((e 'f' b1) 'f' b2) 'f' ... 'f' bn-1) 'f' bn
```

## Der Vollständigkeit halber

Das vordefinierte Funktional flip:

```
flip :: (a -> b -> c) -> (b -> a -> c)
flip f x y = f y x
```

*Anwendungsbeispiel:* Listenreversion

```
reverse :: [a] -> [a]
reverse = foldl (flip (:)) []

reverse [1,2,3] => [3,2,1]
```

*Zur Übung empfohlen:* Nachvollziehen, dass reverse wie oben das Gewünschte leistet!

---

## Zwischenresümee 3

Typisch für funktionale Programmiersprachen ist...

- Elemente (Werte/Objekte) aller (Daten-) Typen sind *Objekte erster Klasse* (engl. *first-class citizens*),  
Das heißt: Jedes Datenobjekt kann...
  - Argument und Wert einer Funktion sein
  - in einer Deklaration benannt sein
  - Teil eines strukturierten Objekts sein

---

## Folgendes Beispiel...

...illustriert dies sehr kompakt:

```
magicType = let
  pair x y z = z x y
  f y = pair y y
  g y = f (f y)
  h y = g (g y)
  in h (\x->x)
```

Preisfragen:

- Welchen Typ hat `magicType`?
- Wie ist es Hugs möglich, diesen Typ zu bestimmen?

---

## Zwischenresümee 4: Rechnen mit Funktionen...

Im wesentlichen folgende Quellen, Funktionen in Programme einzuführen...

- Explizite Definition im (Haskell-) Skript
- Ergebnis anderer Funktionen/Funktionsanwendungen
  - Explizit mit funktionalem Ergebnis
  - Partielle Auswertung
    - \* Spezialfall: Operator sections
  - Funktionskomposition
  - $\lambda$ -Lifting

---

## Vorteile der Programmierung mit Funktionalen...

- Kürzere und i.a. einfacher zu verstehende Programme  
...wenn man die Semantik (insbesondere) der grundlegenden Funktionen und Funktionale (`map`, `filter`, ...) verinnerlicht hat.
- Einfachere Herleitung und Beweis von Programmeigenschaften (*Stichwort*: Programmverifikation)  
...da man sich auf die Eigenschaften der zugrundeliegenden Funktionen abstützen kann.
- ...
- Wiederverwendung von Programmcode  
...und dadurch Unterstützung des *Programmierens im Großen*.

---

## Stichwort Wiederverwendung

Wesentliche Quellen für Wiederverwendung in fkt. Programmiersprachen sind...

- Polymorphie (auf Funktionen und Datentypen)
- Funktionale

---

## Stärken funktionaler Programmierung

...resultieren aus wenigen Konzepten

- sowohl bei Funktionen
- als auch bei Datentypen

Die Ausdruckskraft ergibt sich in beiden Fällen durch die Kombination der Einzelstücke.

~> ...*das Ganze ist mehr als die Summe seiner Teile!*

Für eine detaillierte Diskussion: siehe Peter Pepper [4]

---

## Kapitel 6: Ein- und Ausgabe

Die Behandlung von...

- Ein-/ Ausgabe in Haskell
  - ~> Einstieg in das *Monadenzkonzept* von Haskell

...wird uns an die Schnittstelle von *funktionaler* und *imperativer* Programmierung führen!

---

## Hello World!

```
helloWorld :: IO ()
helloWorld = putStr "Hello World!"
```

Hello World...

- ...gewöhnlich eines der ersten Beispielprogramme in einer neuen Programmiersprache
- ...in dieser LVA erst im letzten Drittel!

---

## Ungewöhnlich?

Zum Vergleich...

Ein-/Ausgabe-Behandlung in...

- S. Thompson [3]: ...in Kapitel 18 (von 20)
- P. Pepper [4]: ...in Kapitel 21&22 (von 23)
- R. Bird [2]: ...in Kapitel 10 (von 12)
- A. J. T. Davie. "An Introduction to Functional Programming Systems Using Haskell", Cambridge, 1992. ...in Kapitel 7 (von 11)
- M. M. T. Chakravarty, G. C. Keller. "Einführung in die Programmierung mit Haskell", Pearson Studium, 2004. ...in Kapitel 7 (von 13)

---

## Zufall?

...oder ist Ein-/Ausgabe möglicherweise

- ...weniger wichtig in funktionaler Programmierung?
- ...oder in besonderer Weise problembehaftet?

Tendenziell letzteres...

- Ein-/Ausgabe... führt uns an den Berührungspunkt von *funktionaler* und *imperativer* Programmierung!

---

## Rückblick...

Unsere bisherige Sicht fkt. Programmierung...

```
-----  
Eingabe ---> | Fkt. Programm | --> Ausgabe  
-----
```

In anderen Worten...

Unsere bisherige Sicht fkt. Programmierung ist...

- *stapelverarbeitungsfokussiert*
- nicht *dialog-* und *interaktionsorientiert*

...wie es heutigen Anforderungen und heutiger Programmierrealität entspricht.

---

## Erinnerung

Im Vergleich zu anderen Paradigmen...

- Das funktionale Paradigma betont das "was" (Ergebnisse) zugunsten des "wie" (Art der Berechnung der Ergebnisse)

Von zentraler Bedeutung dafür...

- Der Wert eines Ausdrucks hängt nur von den Werten seiner Teilausdrücke ab  
*Stichwort(e)*: ...Kompositionalität (ref. Transparenz)  
~> erleichtert Programmentwicklung und Korrektheitsüberlegungen
- Auswertungsabhängigkeiten, nicht aber Auswertungsreihenfolgen dezidiert festgelegt  
*Stichwort(e)*: ..Flexibilität (Church-Rosser-Eigenschaft)  
~> erleichtert Implementierung einschl. Parallelisierung
- ...

---

## Angenommen...

...wir hätten Konstrukte der Art (*Achtung*: Kein Haskell!)

```
PRINT :: String -> a -> a  
PRINT message value =  
    << gib "message" am Bildschirm aus und liefere >>  
    value  
  
READFL :: Float  
READFL = << lies Gleitkommazahl und liefere diese als Ergebnis >>
```

*Mithin*:

...Hinzunahme von Ein-/Ausgabe mittels seiteneffektbehafteter Funktionen!

---

## Knackpunkt 1: Kompositionalität (1)

Vergleiche...

```
val :: Float  
val = 3.14  
  
valDiff :: Float  
valDiff = val - val
```

mit...

```
readDiff :: Float  
readDiff = READFL - READFL
```

und der Anwendung in...

```
constFunOrNot :: Float  
constFunOrNot = valDiff + readDiff
```

---

## Knackpunkt 1: Kompositionalität (2)

*Beachte*: ...der Wert von Ausdrücken hinge nicht länger nur von seinen Teilausdrücken ab (sondern auch von der Position im Programm)

~> ...Verlust von *Kompositionalität*

(...und der damit einhergehenden positiven Eigenschaften).

---

## Knackpunkt 2: Flexibilität (1)

...oder der Verlust der Unabhängigkeit von der Auswertungsreihenfolge

Vom "Punkt" ...

```
punkt r =  
    let  
        myPi = 3.14  
        x    = r * myPi  
        y    = r + 17.4  
        z    = r * r  
    in (x,y,z)
```

## Knackpunkt 2: Flexibilität (2)

...zum "Knackpunkt" (*Achtung*: Kein Haskell!):

```
knackpunkt r =
  let
    myPi = PRINT "Constant Value" 3.14
    u     = PRINT "Erstgelesener Wert" dummy
    c     = READFL
    x     = r * c
    v     = PRINT "Zweitgelesener Wert" dummy
    d     = READFL
    y     = r + d
    z     = r * r
  in (x,y,z)
```

↪ ...Verlust der *Auswertungsreihenfolgenunabhängigkeit*

## Ergo...

Konzentration auf die Essenz der Programmierung wie im funktionalen Paradigma ("was" statt "wie") ist wichtig und richtig, aber...

- Kommunikation mit dem Benutzer (bzw. der Außenwelt) muss die zeitliche Abfolge von Aktivitäten auszudrücken gestatten.

In den Worten von P. Pepper [4]:

- ...*"der Benutzer lebt in der Zeit und kann nicht anders als zeitabhängig sein Programm beobachten"*.

*Konsequenz* ...man (bzw. ein jedes Paradigma) darf von der Arbeitsweise des Rechners, nicht aber von der des Benutzers abstrahieren!

## Haskells Ansatz zur Behandlung von Ein- und Ausgabe

Zentral...

- Elementare Ein-/Ausgabeoperationen (Kommandos) auf speziellen Typen (IO-Typen) sowie
- (Kompositions-) Operatoren, um Anweisungssequenzen (Kommandosequenzen) auszudrücken

Damit...

- Trennung von
  - funktionalem Kern und
  - imperativähnlicher Ein-/Ausgabe

...somit gelangen wir an die Schnittstelle von funktionaler und imperativer Welt!

## (Ausgewählte) elementare Ein-/Ausgabeoperationen

```
-- Eingabe
getChar :: IO Char
getLine :: IO String

-- Ausgabe
putChar :: Char -> IO ()
putLine :: String -> IO ()
putStr  :: String -> IO ()
```

*Bemerkung:*

- `()`: ...spezieller einelementiger Haskell-Typ, dessen einziges Element (ebenfalls) mit `()` bezeichnet wird.
- `IO a`: ...spezieller Haskell-Typ "*I/O Aktion (Kommando) vom Typ a*". `IO`: ...Typkonstruktor (ähnlich wie `[a]` für Listen oder `->` für Funktionstypen)

## Kompositionsoperatoren

```
(>>) :: IO a -> IO b -> IO b
(>>=) :: IO a -> (a -> IO b) -> IO b
```

*Intuitiv:*

- `(>>)` (oft gelesen als 'sequence'): Wenn `p` und `q` Kommandos sind, dann ist `p >> q` das Kommando, das zunächst `p` ausführt, den Rückgabewert (`x` vom Typ `a`) ignoriert, und anschließend `q` ausführt.
- `(>>=)` (oft gelesen als 'then' oder 'bind'): Wenn `p` und `q` Kommandos sind, dann ist `p >>= q` das Kommando, das zunächst `p` ausführt, dabei den Rückgabewert `x` vom Typ `a` liefert, und daran anschließend `q x` ausführt und dabei den Rückgabewert `y` vom Typ `b` liefert.

## Einfache Anwendungsbeispiele

```
-- Schreiben mit Zeilenvorschub (Standardoperation in Haskell)
putStrLn :: String -> IO ()
putStrLn = putStr . (++ "\n")

-- Lesen einer Zeile und Ausgeben der gelesenen Zeile
echo :: IO ()
echo = getLine >>= putStrLn
```

## Weitere Ein-/Ausgabeoperationen

```
-- Schreiben und Lesen von Werten unterschiedlicher Typen
print :: Show a => a -> IO ()
print = putStrLn . show

read :: Read a => String -> a

-- Rückgabewerterzeugung ohne Ein-/Ausgabe(aktion)
return :: a -> IO a
```

*Erinnerung:*

```
show :: Show a => a -> String
```

## Die do-Notation: Bequemere (Kommando-) Sequenzenbildung

Komfortabler als `(>>)` und `(>>=)` ist Haskells *do*-Notation...

```
putStrLn :: String -> IO ()
putStrLn str = do putStrLn str
                putStrLn "\n"

putTwice :: String -> IO ()
putTwice str = do putStrLn str
                 putStrLn str

putNtimes :: Int -> String -> IO ()
putNtimes n str = if n <= 1
                  then putStrLn str
                  else do putStrLn str
                          putNtimes (n-1) str
```

---

## Weitere Beispiele zur do-Notation

```
putTwice = putNtimes 2

read2lines :: IO ()
read2lines = do getLine
                getLine
                putStrLn "Two lines read."

echo2times :: IO ()
echo2times = do line <- getLine
                putLine line
                putLine line

getInt :: IO Int
getInt = do line <- getLine
         return (read line :: Int)
```

---

## “Single vs. updatable Assignment” (1)

Durch das Konstrukt

```
var <- ...
```

wird stets eine *frische* Variable eingeführt.

*Sprechweise:*

...Unterstützung des Konzepts des

- “single assignment”, nicht das des
- “updatable assignment” (destruktive Zuweisung wie aus imperativen Programmiersprachen bekannt)

---

## “Single vs. updatable Assignment” (2)

...zur Illustration des Unterschieds betrachte:

```
goUntilEmpty :: IO ()
goUntilEmpty = do line <- getLine
                 while (return (line /= []))
                     (do putStrLn line
                         line <- getLine
                         return ())
```

wobei `while :: IO Bool -> IO () -> IO ()`

*Abhilfe:* ...Rekursion statt Iteration!

---

## “Single vs. updatable Assignment” (3)

...z.B. auf folgende in S. Thompson [3] auf S. 393 vorgeschlagene Weise:

```
goUntilEmpty :: IO ()
goUntilEmpty =
  do line <- getLine
  if (line == [])
  then return ()
  else (do putStrLn line
           goUntilEmpty)
```

---

## Stichwort: Iteration

```
while :: IO Bool -> IO () -> IO ()

while test action
  = do res <- test
    if res then do action
                 while test action
    else return () -- "null I/O-action"
```

*Erinnerung:*

```
-- Rueckgabewerterzeugung ohne Ein-/Ausgabe(aktion)
return :: a -> IO a
```

---

## Ein-/Ausgabe von und auf Dateien

...auch hierfür vordefinierte Standardoperatoren.

```
readFile :: FilePath -> IO String
writeFile :: FilePath -> String -> IO ()
appendFile :: FilePath -> String -> IO ()
```

where

```
type FilePath = String -- implementationsabhaengig

-- Anwendungsbeispiel: Bestimmung der Laenge einer Datei
size :: IO Int
size = do putLine "Dateiname = "
         name <- getLine
         text <- readFile name
         return(length(text))
```

---

## Zusammenhang do-Konstrukt und (>>), (>>=)-Operatoren

...illustriert anhand eines Beispiels:

Mittels `do`...

```
incrementInt :: IO ()
incrementInt = do line <- getLine
                putStrLn (show (1 + read line :: Int))
```

Äquivalent dazu...

```
incrementInt = getLine >>= \line ->
                putStrLn (show (1 + read line :: Int))
```

Intuitiv...

"do = (>>=) plus anonyme lambda-Abstraktion"

---

## Konvention in Haskell

- Hauptdefinition (übersetzter) Haskell-Programme ist (per Konvention) eine Definition `main` vom Typ `IO a`.

*Beispiel:*

```
main :: IO ()
main = do c <- getChar
         putChar c
```

...`main` ist Startpunkt eines (übersetzten) Haskell-Programms. (intuitiv gilt somit: "Programm = Ein-/Ausgabekommando")

---

## Fazit über Ein- und Ausgabe

Es gilt...

- Ein-/Ausgabe grundsätzlich unterschiedlich in funktionaler und imperativer Programmierung

Am augenfälligsten:

- *Imperativ*: Ein-/Ausgabe prinzipiell an jeder Programmstelle möglich
- *Funktional*: Ein-/Ausgabe an bestimmten Programmstellen konzentriert

Häufige Beobachtung...

- ...die vermeintliche Einschränkung erweist sich oft als Stärke bei der Programmierung im Großen!

---

## Ausblick

Das allgemeinere Konzept der

- Monaden in Haskell

und ihr Zusammenhang mit der Realisierung von

- Ein-/Ausgabe in Haskell

...später (Kapitel 8)!

---

## Kapitel 7: Fehlerbehandlung

... in Haskell:

- Bislang von uns nur rudimentär behandelt.

Typische Formulierung aus den Aufgabenstellungen:

*...so hat die Funktion als Ergebnis den aktualisierten Stimmzettel; ansonsten ist das Ergebnis die Zeichenreihe Ungültige Eingabe.*

- In der Folge Wege zu einem systematischeren Umgang mit unerwarteten Programmsituationen und Fehlern

---

## Typische Fehlersituationen

- Division durch 0
- Zugriff auf das erste Element einer leeren Liste
- ...

In der Folge...

- 3 Varianten zum Umgang mit solchen Situationen

---

## Variante 1: Panikmodus (1)

- *Berechnung anhalten und Fehlerursache melden.*

Hilfsmittel: Die Funktion `error...`

```
error :: String -> a
```

Aufruf von...

```
error "Unbehebbarer Fehler aufgetreten..."
```

liefert Ausgabe...

```
Program error: Unbehebbarer Fehler aufgetreten...
```

und Programmausführung stoppt.

---

## Variante 1 (2)

Vor- und Nachteile von Variante 1:

- Schnell und einfach
- *Aber*: Die Berechnung stoppt unwiderruflich. Jegliche (auch) sinnvolle Information über den Programmablauf ist verloren.

*Ziel*: Kein *Panikmodus*. Programmablauf nicht gänzlich abbrechen.

---

## Variante 2: Dummy-Werte (1)

- *Verwendung von dummy-Werten im Fehlerfall.*

Statt...

```
tail :: [a] -> [a]
tail (_:xs) = xs
tail []     = error "PreludeList.tail: empty list"
```

benutze zum Beispiel...

```
t1 :: [a] -> [a]
t1 (_:xs) = xs
t1 []     = []
```

---

## Variante 2 (2)

Vor- und Nachteile von Variante 2:

- Programmablauf wird nicht abgebrochen
- *Aber*: Ein geeigneter Default-Wert ist nicht immer offensichtlich.

Betrachte z.B.:

```
hd :: [a] -> a
hd (x:_) = x
hd []    = ????????????
```

Möglicher Ausweg:

- ...jeweils gewünschten Wert als Parameter mitgeben.

Im obigen Beispiel etwa:

```
hdy :: a -> [a] -> a
hdy y (x:_) = x
hdy y []    = y
```

---

## Variante 2 (3)

Generelles Muster:

Ersetze übliche Implementierung einer (einstelligen) Funktion `f...`

```
f x = ...
```

durch...

```
fErr y x
  | cond      = y
  | otherwise = f x
```

mit `cond` Charakterisierung der Fehlersituation.

Vor- und Nachteile:

- Generell, stets anwendbar
- Auftreten des Fehlerfalls nicht beobachtbar: `y` mag auch als gewöhnliches Ergebnis auftreten

---

## Variante 3: Spezielle Fehlerwerte und -typen (1)

- Fehlerwerte und -typen statt schlichter dummy-Werte

```
data Maybe a = Nothing | Just a
              deriving (Eq, Ord, Read, Show)
```

...i.w. der Typ `a` mit dem Zusatzwert `Nothing`.

Damit...

```
fErr x
  | cond      = Nothing
  | otherwise = Just (f x)
```

...und anhand eines konkreten Beispiels:

```
errDiv :: Int -> Int -> Maybe Int
errDiv n m
  | (m == 0) = Nothing
  | otherwise = Just (n `div` m)
```

---

## Variante 3 (2)

Vor- und Nachteile von Variante 3:

- Geänderte Funktionalität: statt `a`, jetzt `Maybe a`
- Aber:
  - Fehlerursachen können durch einen Funktionsaufruf "hindurchgereicht" werden (der Effekt der Funktion `mapMaybe...`)
  - Fehler können "gefangen" werden (die Rolle von der Funktion `maybe...`)

---

## Variante 3 (3)

Die Funktionen `mapMaybe` und `maybe`:

```
mapMaybe :: (a -> b) -> Maybe a -> Maybe b
```

```
mapMaybe g Nothing = Nothing
mapMaybe g (Just x) = Just (g x)
```

```
maybe :: b -> (a -> b) -> Maybe a -> b
```

```
maybe n f Nothing = n
maybe n f (Just x) = f x
```

---

## Variante 3 (4)

Anwendungsbeispiel(e):

Der Fehler wird "(auf-) gefangen":

```
maybe 42 (+1) (mapMaybe (*3) errDiv 9 0)
=> maybe 42 (+1) (mapMaybe (*3) Nothing)
=> maybe 42 (+1) Nothing
=> 42
```

Kein Fehlerfall, "alles geht gut":

```
maybe 42 (+1) (mapMaybe (*3) errDiv 9 1)
=> maybe 42 (+1) (mapMaybe (*3) (Just 9))
=> maybe 42 (+1) (Just 27)
=> 1 + 27
=> 28
```

---

## Variante 3 (5)

Wesentlicher Vorteil der letzten Variante:

- Systementwicklung ohne explizite Fehlerbehandlung möglich.
- Fehlerbehandlung kann am Ende mithilfe der Funktionen `mapMaybe` und `maybe` ergänzt werden.

...für weitere Details siehe S. Thompson [3], Kapitel 14.3.

---

## Kapitel 8: Monaden

Hintergrund und Grundlagen...

- Programmierung mit Monaden
  - Zusammenhang Monaden und Ein-/Ausgabe in Haskell

---

## Ein-/Ausgabe in Haskell und Monaden

Ein-/Ausgabe in Haskell...

- realisiert als Spezialfall eines allgemeineren Konzepts, des Konzepts der *Monade*.

In der Folge deshalb: Haskell's Monadenkonzept in größerem Detail



---

## Monaden und Monadischer Programmierstil (1)

Monaden...

- erlauben die Reihenfolge, in der Operationen ausgeführt werden, explizit festzulegen.

Beispiel:

```
a-b -- Keine Festlegung der Auswertungsreihenfolge;
    -- kritisch, falls z.B. Ein-/Ausgabe involviert ist.

do a <- getInt -- Reihenfolge explizit festgelegt
  b <- getInt
  return (a-b)
```

---

## Monaden (1)

...sind *Konstruktorklassen*, Familien von Typen  $m\ a$  über einem polymorphen Typkonstruktor  $m$  mit den Funktionen  $(\>>=)$ ,  $\text{return}$ ,  $(\>>)$  und  $\text{fail}$ .

```
class Monad m where
  (>>=) :: m a -> (a -> m b) -> m b
  return :: a -> m a
  (>>)  :: m a -> m b -> m b
  fail  :: String -> m a

m >> k = m >>= \_ -> k -- vordefiniert
fail s = error s      -- vordefiniert
```

...wobei die Implementierungen der Funktionen gewissen Anforderungen genügen müssen.

---

## Monaden (2)

Zentral:

- Die Funktionen  $(\>>=)$  und  $\text{return}$  (und das abgeleitete (und in der Anwendung oft bequemere)  $\text{do}$ -Konstrukt)

...für die die Konstruktorklasse `Monad m` keine Standardimplementierung vorsieht.

---

## Monaden (3)

Anforderungen (Gesetze) an die Monadenoperationen:

```
return a >>= f      = f a
c >>= return        = c

c >>= (\x -> (f x) >>= g) = (c >>= f) >>= g
```

Intuitiv:

- $\text{return}$  gibt den Wert zurück, ohne einen weiteren Effekt.
- durch  $\>>=$  gegebene Sequenzierungen sind unabhängig von der Klammerung (assoziativ)

---

## Konstruktorklassen vs. Typklassen

Im Grundsatz ähnliche Konzepte, wobei...

- Konstruktorklassen
  - ...haben Typkonstruktoren als Elemente
- Typklassen ( $\text{Eq}\ a$ ,  $\text{Ord}\ a$ ,  $\text{Num}\ a$ , ...)
  - ...haben Typen als Elemente
- Typkonstruktoren sind...
  - ...Funktionen, die aus gegebenen Typen neue Typen erzeugen (Bsp.: Tupelkonstruktor  $(\ )$ , Listenkonstruktor  $[ \ ]$ , Funktionskonstruktor  $\rightarrow$ , aber auch: Ein-/Ausgabe  $\text{IO}$ ,...)

---

## Der abgeleitete Operator ( $\>\@\>$ )...

...ist folgendermaßen definiert:

```
(>\@\>) :: Monad m => (a -> m b) ->
              (b -> m c) ->
              (a -> m c)

f >\@\> g = \x -> (f x) >>= g
```

Hinweis:

... $\text{return}$  ist vom Typ  $a \rightarrow m\ a!$

---

## Damit...

- (1)  $\text{return}\ \>\@\>\ f = f$
- (2)  $f\ \>\@\>\ \text{return} = f$
- (3)  $(f\ \>\@\>\ g)\ \>\@\>\ h = f\ \>\@\>\ (g\ \>\@\>\ h)$

Intuitiv...

- (1)&(2):  $\text{return}$  ist Einselement von  $(\>\@\>)$
- (3):  $(\>\@\>)$  ist assoziativ

Beachte:

Obige Eigenschaften gelten nicht a priori, sondern sind durch die Implementierung sicherzustellen!

---

## Beispiele von Monaden (1)

Die Identitätsmonade (mehr dazu auf Folie 402, Kapitel 8):

...einfachste aller Monaden.

```
(>>=) :: m a -> (a -> m b) -> m b
m >>= f = f m

return :: a -> m a
return = id
```

Erinnerung:

- $(\>>)$  und  $\text{fail}$  implizit durch die Standarddefinition festgelegt.

Bemerkung:

- In diesem Szenario...  
 $(\>\@\>)$  wird Vorwärtskomposition von Funktionen,  $(\>.\>)$ .  
Beachte:  $(\>.\>)$  ist assoziativ mit Einselement  $\text{id}$ .

---

## Beispiele von Monaden (2)

Die Listenmonade:

```
instance Monad [] where
  xs >>= f = concat (map f xs)
  return x = [x]
  fail s   = []
```

---

## Beispiele von Monaden (3)

Die "Maybe"-Monade:

```
instance Monad Maybe where
  (Just x) >>= k = k x
  Nothing >>= k = Nothing
  return    = Just
  fail s    = Nothing
```

---

## Beispiele von Monaden (4)

Die Ein-/Ausgabe-Monade:

```
instance Monad IO where
  (>>=) :: IO a -> (a -> IO b) -> IO b
  return :: a -> IO a -- Rueckgabewerterzeugung
                    -- ohne Ein-/Ausgabe(aktion)
```

---

## Standardfunktionen über Monaden

Kombination von Monaden...

- ...zum Aufbau komplexerer Effekte

```
mapF :: Monad m => (a -> b) -> m a -> m b
mapF f m = do x <- m
           return (f x)
```

```
joinM :: Monad m => m (m a) -> m a
joinM m = do x <- m
            x
```

Bemerkung:

- Aus (1), (2) und (3) folgt:  
(4)  $\text{mapF } (f.g) = \text{mapF } f . \text{mapF } g$

---

## Ein-/Ausgabe und Monaden

Erinnerung:

```
(>>=) :: IO a -> (a -> IO b) -> IO b
return :: a -> IO a
```

wobei...

- (>>=): Wenn p und q Kommandos sind, dann ist p >>= q das Kommando, das zunächst p ausführt, dabei den Rückgabewert x vom Typ a liefert, und daran anschließend q x ausführt und dabei den Rückgabewert y vom Typ b liefert.
- return: Rückgabewerterzeugung ohne Ein-/Ausgabe(aktion)

Somit...

- Ein-/Ausgabe in Haskell Monad über dem Typkonstruktor IO

---

## Programmieren mit Monaden (1)

Gegeben:

```
data Tree a = Nil | Node a (Tree a) (Tree a)
```

Aufgabe:

- Schreibe eine Funktion, die die Summe der Werte der Marken in einem Baum vom Typ `Tree Int` berechnet.

---

## Programmieren mit Monaden (2)

Lösung 1: Monadenlos

```
sTree :: Tree Int -> Int
sTree Nil           = 0
sTree (Node n t1 t2) = n + sTree t1 + sTree t2
```

Beachte:

- Die Reihenfolge der Berechnung ist weitgehend nicht festgelegt (Freiheitsgrade!)

---

## Programmieren mit Monaden (3)

Lösung 1: Monadenbehaftet

```
sumTree :: Tree Int -> Id Int
sumTree Nil = return 0
sumTree (Node n t1 t2) = do num <- return n
                             s1 <- sumTree t1
                             s2 <- sumTree t2
                             return (num + s1 + s2)
```

...wobei Id die Identitätsmonade bezeichnet.

Beachte:

- Die Reihenfolge der Berechnung explizit festgelegt (keine Freiheitsgrade!)

---

## Programmieren mit Monaden (4)

Die Identitätsmonade:

```
data Id a = Id a

instance Monad Id where
  (>>=) (Id x) f = f x
  return      = Id
```

---

## Programmieren mit Monaden (5)

Vergleich der monadenlosen und monadenbehafteten Lösung:

Es gilt:

- Anders als `sTree` hat `sumTree` einen "imperativen Anstrich" in etwa vergleichbar mit:

```
num  := n;
sum1 := sumTree t1;
sum2 := sumTree t2;
return (num + sum1 + sum2);
```

---

## Programmieren mit Monaden: Ein Resümee (1)

Die Programmierung mit Monaden erlaubt...

- Berechnungsabläufe zu strukturieren.

Folgende Eigenschaften prädestinieren Monaden dafür in besonderer Weise:

- *Wohldefiniert*: ...Strategie sequentielle Programmteile systematisch zu spezifizieren.
- *Angemessen*: ...höhere Abstraktion durch Entkopplung der zugrundeliegenden Monade von der Struktur der Berechnung.
- *Fundiert*: ...Eigenschaften wie etwa (4) werden impliziert von den Monadforderungen (1), (2) und (3).

---

## Programmieren mit Monaden: Ein Resümee (2)

Monaden sind...

- ein in der Kategorientheorie geprägter Begriff  
~> ...zur formalen Beschreibung der Semantik von Programmiersprachen (Eugenio Moggi, 1989)
- (ohne obigen Hintergrund) populär in der Welt funktionaler Programmierung, insbesondere weil (Philip Wadler, 1992)
  - erlauben gewisse Aspekte imperativer Programmierung in die funktionale Programmierung zu übertragen
  - eignen sich insbesondere zur Integration von Ein-/Ausgabe, aber auch für weitergehende Anwendungsszenarien
  - geeignete Schnittstelle zwischen funktionaler und effektbehafteter, z.B. imperativer und objektorientierter Programmierung.

---

## Kapitel 9: Ausdrücke, Auswertung von Ausdrücken, Auswertungsstrategien

- Ausdrücke, Auswertung von Ausdrücken, Auswertungsstrategien  
*Schlagwörter*: applicative und normal order evaluation, eager und lazy evaluation, ...

---

## Auswerten von Ausdrücken und Funktionsaufrufen

```
e :: Float
e = 2.71828
```

```
res = 2 * e * e => ...
```

```
simple           :: Int -> Int -> Int -> Int
simple x y z     = (x + z) * (y + z)
```

```
simple 2 3 4 => ...
```

```
fac           :: Int -> Int
```

```
fac n        = if n == 0 then 1 else n * fact (n - 1)
```

```
fac 2 => ...
```

---

## Auswerten von Ausdrücken

Einfache Ausdrücke

```
3 * (9 + 5) => 3 * 14 => 42
```

oder

```
3 * (9 + 5) => 3 * 9 + 3 * 5 => 27 + 3 * 5 => 27 + 15 => 42
```

oder ...

---

## Auswerten von Funktionsaufrufen (1)

Fundamental...

- *Expandieren*
- *Simplifizieren*

## Auswerten von Funktionsaufrufen (2)

Beispiele:

simple  $x\ y\ z = (x + z) * (y + z)$

simple  $2\ 3\ 4 \Rightarrow (2 + 4) * (3 + 4)$  (Expandieren)

$\Rightarrow 6 * (3 + 4)$  (Simplifizieren)

$\Rightarrow 6 * 7$  (Simplifizieren)

$\Rightarrow 42$  (Simplifizieren)

oder

simple  $2\ 3\ 4 \Rightarrow (2 + 4) * (3 + 4)$  (Expandieren)

$\Rightarrow (2 + 4) * 7$  (Simplifizieren)

$\Rightarrow 6 * 7$  (Simplifizieren)

$\Rightarrow 42$  (Simplifizieren)

oder ...

## Funktionsaufrufe

fac  $n = \text{if } n == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (n * \text{fac } (n - 1))$

fac  $2 \Rightarrow \text{if } 2 == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (2 * \text{fac } (2 - 1))$   
 $\Rightarrow 2 * \text{fac } (2 - 1)$

Weiter mit a)

$\Rightarrow 2 * \text{fac } 1$

$\Rightarrow 2 * (\text{if } 1 == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (1 * \text{fac } (1-1)))$

$\Rightarrow$  analog fortführen...

...oder mit b)

$\Rightarrow 2 * (\text{if } (2-1) == 0 \text{ then } 1 \text{ else } ((2-1) * \text{fac } ((2-1)-1)))$

$\Rightarrow$  analog fortführen...

Schließlich...

$\Rightarrow 2$

## Auswertung gemäß Variante a)

fac  $n = \text{if } n == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (n * \text{fac } (n - 1))$

fac  $2 \Rightarrow \text{if } 2 == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (2 * \text{fac } (2 - 1))$

$\Rightarrow 2 * \text{fac } (2 - 1)$

$\Rightarrow 2 * \text{fac } 1$

$\Rightarrow 2 * (\text{if } 1 == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (1 * \text{fac } (1 - 1)))$

$\Rightarrow 2 * (1 * \text{fac } (1 - 1))$

$\Rightarrow 2 * (1 * \text{fac } 0)$

$\Rightarrow 2 * (1 * (\text{if } 0 == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (0 * \text{fac } (0 - 1))))$

$\Rightarrow 2 * (1 * 1)$

$\Rightarrow 2 * 1$

$\Rightarrow 2$

## Auswertung gemäß Variante b)

fac  $n = \text{if } n == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (n * \text{fac } (n - 1))$

fac  $2 \Rightarrow \text{if } 2 == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (2 * \text{fac } (2 - 1))$

$\Rightarrow 2 * \text{fac } (2 - 1)$

$\Rightarrow 2 * (\text{if } (2-1) == 0 \text{ then } 1 \text{ else } ((2-1) * \text{fac } ((2-1)-1)))$

$\Rightarrow 2 * ((2-1) * \text{fac } ((2-1)-1))$

$\Rightarrow 2 * (1 * \text{fac } ((2-1)-1))$

$\Rightarrow 2 * (1 * (\text{if } ((2-1)-1) == 0 \text{ then } 1$

$\text{else } ((2-1)-1) * \text{fac } (((2-1)-1)-1)))$

$\Rightarrow 2 * (1 * 1)$

$\Rightarrow 2 * 1$

$\Rightarrow 2$

## Freiheitsgrade...

Betrachte...

`fac(fac(square(2+2))) * fact(fac(square(3)))`

Zentral...

- **Wo** im Ausdruck mit der Auswertung fortfahren?
- **Wie** mit (Funktions-) Argumenten umgehen?

Gretchenfrage...

- **Welcher** Einfluss auf das Ergebnis?

## Glücklicherweise...

**Theorem**

Jede terminierende Auswertungsreihenfolge endet mit demselben Ergebnis.

...Alonzo Church/J. Barclay Rosser (1936)

## Auswertungsstrategien...

In der Praxis...

Um den Ausdruck  $f(\text{exp})$  auszuwerten...

a) ...berechne zunächst den Wert von  $\text{exp}$  (und setze diesen Wert dann im Rumpf von  $f$  ein)

$\leadsto$  applicative order evaluation, eager evaluation, call-by-value evaluation, leftmost-innermost evaluation

b) ...setze  $\text{exp}$  unmittelbar im Rumpf von  $f$  ein und werte den so entstehenden Ausdruck aus

$\leadsto$  normal order evaluation, call-by-name evaluation, leftmost-outermost evaluation

$\leadsto$  "Intelligente" Realisierung: lazy evaluation, call-by-need evaluation

## Ein Beispiel...

Einige einfache Funktionen...

-- Die Funktion square zur Quadrierung einer ganzen Zahl

`square :: Int -> Int`

`square n = n*n`

-- Die Funktion first zur Projektion auf die erste Paarkomponente

`first :: (Int,Int) -> Int`

`first (m,n) = m`

-- Die Funktion infiniteInc zum "ewigen" Inkrement

`infiniteInc :: Int`

`infiniteInc = 1 + infiniteInc`

## Auswertung gemäß...

...applicative order (leftmost-innermost):

```
square(square(square(2)))
⇒ square(square(2 * 2))
⇒ square(square(4))
⇒ square(4 * 4)
⇒ square(16)
⇒ 16 * 16
⇒ 256
```

...6 Schritte.

## Auswertung gemäß...

...normal order (leftmost-outermost):

```
square(square(square(2)))
⇒ square(square(2)) * square(square(2))
⇒ (square(2) * square(2)) * square(square(2))
⇒ ((2 * 2) * square(2)) * square(square(2))
⇒ (4 * square(2)) * square(square(2))
⇒ (4 * (2 * 2)) * square(square(2))
⇒ (4 * 4) * square(square(2))
⇒ 16 * square(square(2))
⇒ ...
⇒ 16 * 16
⇒ 256
```

...1+6+6+1=14 Schritte.

## Applicative order effizienter?

Nicht immer...

```
first (42, square(square(square(2))))
```

...in applicative order

```
first (42, square(square(square(2))))
⇒ ...
⇒ first (42, 256)
⇒ 42
```

...1+6+1=8 Schritte.

...in normal order

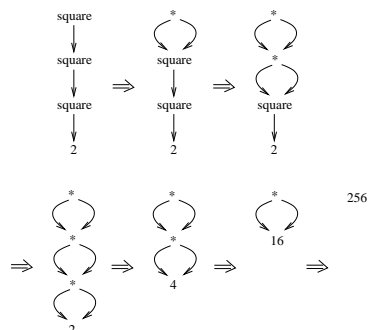
```
first (42, square(square(square(2))))
⇒ 42
```

...1 Schritt.

## Von Normal Order zu Lazy Evaluation...

- *Problem:* Mehrfachauswertung von Ausdrücken bei *normal order Evaluation*
- *Ziel:* Vermeidung von Mehrfachauswertungen zur Effizienzsteigerung
- *Lösung:* *Lazy Evaluation!*  
...Ausdrucksdarstellung und -auswertung basierend auf Graphen und Graphtransformationen.

## Lazy evaluation (call-by-need)...



...6 Schritte, aber Graphtransformationen!

## Lazy evaluation (call-by-need)...

- ...beruht (implementierungstechnisch) auf Graphtransformationen
- ...garantiert, dass Argumente höchstens einmal (möglicherweise also gar nicht) ausgewertet werden

Insgesamt...

↪ ...effiziente Realisierung der normal order Strategie!

## Zentrale Ergebnisse...

### Theorem

- ...alle terminierenden Auswertungsreihenfolgen enden mit demselben Ergebnis  
↪ Konfluenz- oder Diamanteigenschaft
- ...wenn es eine terminierende Auswertungsreihenfolge gibt, so terminiert auch die normal order Auswertungsreihenfolge

...Church/Rosser (1936)

*Insbesondere:*

Lazy evaluation "vergleichbar effizient" wie applicative (eager) order, falls alle Argumente benötigt werden.

## Frei nach Shakespeare...

*Eager or lazy evaluation: that is the question.*

*Quot capita, tot sensa.*

Oder: Die Antworten sind verschieden...

- eager evaluation (z.B. ML, Scheme (abgesehen von Makros),...)
- lazy evaluation (z.B. Haskell, Miranda,...)

---

## Lazy vs. Eager: Eine Abwägung (1)

### Lazy Evaluation

- Vorteile
  - terminiert mit Normalform, wenn es eine terminierende Auswertungsreihenfolge gibt
  - wertet Argumente nur aus, wenn nötig
  - elegante Behandlung potentiell unendlicher Datenstrukturen
- Nachteile
  - konzeptuell und implementierungstechnisch anspruchsvoller
    - \* partielle Auswertung von Ausdrücken (Seiteneffekte! Beachte: Letztere nicht in Haskell! In Scheme: Verantwortung beim Programmierer.)
    - \* Graphtransformationen
    - \* Ein-/Ausgabe
  - Volles Verständnis: Domain-Theorie und  $\lambda$ -Kalkül im Detail

---

## Lazy vs. Eager: Eine Abwägung (2)

### Eager Evaluation

- Vorteile
  - Konzeptuell und implementierungstechnisch einfacher
  - Vom mathematischen Standpunkt oft "natürlicher" (Beispiel: `first (42,infiniteInc)`)
  - (Einfache(re) Integration imperativer Konzepte)

*Mithin...* eager oder lazy – eine Frage des Anwendungsprofils!

---

## Zu guter Letzt

Wäre ein Haskell-Compiler (Interpreter) korrekt, der die Faktorialitätsfunktion applikativ auswertet?

Ja, weil die Funktion `fac strikt` in ihrem Argument ist...

~> eager evaluation oder auch strict evaluation!

---

## Kapitel 10: $\lambda$ -Kalkül

...formale Fundierung nahezu aller funktionalen Programmiersprachen

---

## Intuitive vs. formale Berechenbarkeit

### Ausgangspunkt...

*Intuitiv berechenbar* ... "wenn es eine *irgendwie machbare effektive mechanische Methode* gibt, die zu jedem Argument aus dem Definitionsbereich nach endlich vielen Schritten den Funktionswert konstruiert und die für alle anderen Argumente entweder mit einem speziellen Fehlerwert oder nie abbricht".

### Zentrale Frage...

Lässt sich der Begriff "intuitiver Berechenbarkeit" formal fassen?

### Zur Beantwortung nötig...

Formale Berechnungsmodelle!

...d.h. *Explikationen* des Begriffs "intuitiver Berechenbarkeit".

---

## Der $\lambda$ -Kalkül... (1)

- ...ein spezielles formales Berechnungsmodell, wie viele andere auch, z.B.
  - allgemein rekursive Funktionen (Herbrand 1931, Gödel 1934, Kleene 1936)
  - Turing-Maschinen (Turing 1936)
  - $\mu$ -rekursive Funktionen (Kleene 1936)
  - Markov-Algorithmen (Markov 1951)
  - ...
- ...geht zurück auf Alonzo Church (1936)
- ...Berechnungen über Paaren, Listen, Bäumen, auch unendlichen, Funktionen höherer Ordnung einfach ausdrückbar
- ...in diesem Sinne "praxisnäher/realistischer" als andere formale Berechnungsmodelle

---

## Der $\lambda$ -Kalkül... (2)

### Church'sche These

Eine Funktion ist genau dann intuitiv berechenbar, wenn sie  $\lambda$ -definierbar ist (d.h. im  $\lambda$ -Kalkül ausdrückbar ist).

**Beweis?** ...schlechterdings unmöglich!

Aber...

---

## Der $\lambda$ -Kalkül... (3)

Man hat bewiesen...

- Alle der obigen Berechnungsmodelle sind gleich mächtig.

Das kann als Hinweis darauf verstanden werden, dass alle der obigen Berechnungsmodelle den Begriff wahrscheinlich "gut" charakterisieren!

**Aber:** es schließt nicht aus, dass morgen ein mächtigeres formales Berechnungsmodell gefunden wird, das dann den Begriff der intuitiven Berechenbarkeit "besser" charakterisierte.

*Präzedenzfall:* Primitiv rekursive Funktionen

- ...bis Ende der 20er-Jahre als adäquate Charakterisierung intuitiver Berechenbarkeit akzeptiert (auch von Hilbert)
- ...tatsächlich jedoch: echt schwächeres Berechnungsmodell
- ...Beweis: Ackermann-Funktion ist berechenbar, aber nicht primitiv rekursiv (Ackermann 1928)

## Die Ackermann-Funktion

... "berühmtberichtigtes" Beispiel einer

- zweifellos (intuitiv) berechenbaren, aber nicht primitiv rekursiven Funktion!

```
ack :: (Integer,Integer) -> Integer
ack (m,n)
  | m == 0           = n+1
  | (m > 0) && (n == 0) = ack (m-1,1)
  | (m > 0) && (n /= 0) = ack (m-1,ack(m,n-1))
```

~> ...hier in Haskell-Notation!

## Der $\lambda$ -Kalkül... (4)

...ausgezeichnet durch

- *Einfachheit*  
...nur wenige syntaktische Konstrukte, einfache Semantik
- *Ausdruckskraft*  
...Turing-mächtig, alle "intuitiv berechenbaren" Funktionen im  $\lambda$ -Kalkül ausdrückbar

Darüberhinaus...

~> Bindeglied zwischen funktionalen Hochsprachen und ihren maschinennahen Implementierungen.

## Wir unterscheiden...

- *Reiner  $\lambda$ -Kalkül*  
...reduziert auf das "absolut Notwendige"  
~> besonders bedeutsam in Untersuchungen zur Theorie der Berechenbarkeit
- *Angewandte  $\lambda$ -Kalküle*  
...syntaktisch angereichert, praxisnäher

## Reiner $\lambda$ -Kalkül: Syntax

Die Menge *Exp* der Ausdrücke des (reinen)  $\lambda$ -Kalküls, kurz  $\lambda$ -Ausdrücke, ist definiert durch:

- Jeder *Name (Identifier)* ist in *Exp*.  
(Bsp.:  $a, b, c, \dots, x, y, z, \dots$ )
- *Abstraktion*: Wenn  $x$  ein Name und  $e$  aus *Exp* ist, dann ist auch  $(\lambda x. e)$  in *Exp*. *Sprechweise*: Funktionsabstraktion mit formalem Parameter  $x$  und Rumpf  $e$ .  
(Bsp.:  $(\lambda x.(x x)), (\lambda x.(\lambda y.(\lambda z.(x (y z))))), \dots$ )
- *Applikation*: Wenn  $f$  und  $e$  in *Exp* sind, dann ist auch  $(f e)$  in *Exp*; *Sprechweisen*: Anwendung von  $f$  auf  $e$ .  $f$  heißt auch *Rator*,  $e$  auch *Rand*.  
(Bsp.:  $((\lambda x.(x x)) y), \dots$ )

## Alternativ...

...die Syntax in (modifizierter) Backus-Naur-Form (BNF):

```
e ::=      (λ-Ausdrücke)
  ::= x    (Namen (Identifikatoren))
  ::= λ x.e (Abstraktion)
  ::= e e  (Applikation)
  ::= (e)
```

## Konventionen

- Überflüssige Klammern können weggelassen werden. Dabei gilt:
  - *Rechtsassoziativität* für  $\lambda$ -Sequenzen in Abstraktionen  
Bsp.:  $-\lambda x.\lambda y.\lambda z.(x(yz))$  kurz für  $(\lambda x.(\lambda y.(\lambda z.(x(yz)))))$ ,  
–  $\lambda x. e$  kurz für  $(\lambda x. e)$
  - *Linksassoziativität* für Applikationssequenzen  
Bsp.:  $-\ e_1 e_2 e_3 \dots e_n$  kurz für  $(\dots((e_1 e_2) e_3) \dots e_n)$ ,  
–  $(e_1 e_2)$  kurz für  $e_1 e_2$
- Der Rumpf einer  $\lambda$ -Abstraktion ist der längstmögliche dem Punkt folgende  $\lambda$ -Ausdruck  
Bsp.:  $-\lambda x.e f$  entspricht  $\lambda x.(e f)$ , nicht  $(\lambda x. e) f$

## Angewandte $\lambda$ -Kalküle

Angewandte  $\lambda$ -Kalküle sind syntaktisch angereichert.

Beispielsweise...

- Auch Konstanten, Funktionsnamen oder "übliche" Operatoren können Namen (im weiteren Sinn) sein  
(Bsp.:  $1, 3.14, true, false, +, *, -, fac, simple, \dots$ )
- Ausdrücke können...
  - komplexer sein  
(Bsp.:  $if\ e\ then\ e_1\ else\ e_2\ fi \dots$  statt  $cond\ e\ e_1\ e_2$  für  $cond$  geeignete Funktion)
  - getypt sein  
(Bsp.:  $1 : IN, true : Boole, \dots$ )
- ...

$\lambda$ -Ausdrücke sind dann beispielsweise auch...

- Applikationen:  $fac\ 3, simple\ x\ y\ z$  (entspricht  $((simple\ x)\ y)\ z, \dots$ )
- Abstraktionen:  $\lambda x.(x + x), \lambda x.\lambda y.\lambda z.(x * (y - z)), 2 + 3,$   
 $(\lambda x.if\ odd\ x\ then\ x*2\ else\ x\ div\ 2\ fi)\ 42, \dots$

## In der Folge

...erlauben wir uns die Annehmlichkeit Ausdrücke, für die wir eine eingeführte Schreibweise haben (z.B.  $n * fac\ (n - 1)$ ) in dieser gewohnten Weise zu schreiben, auch wenn wir die folgenden Ergebnisse für den reinen  $\lambda$ -Kalkül formulieren.

Rechtfertigung...

- Resultate der theoretischen Informatik, insbesondere Alonzo Church. *The Calculi of Lambda-Conversion*. Annals of Mathematical Studies, Vol. 6, Princeton University Press, 1941  
...zur Modellierung von ganzen Zahlen, Wahrheitswerten, etc. durch geeignete Ausdrücke des reinen  $\lambda$ -Kalküls

## Freie und gebundene Variablen (1)

...in  $\lambda$ -Ausdrücken

Die Menge der *frei* vorkommenden Variablen...

$$\begin{aligned} \text{free}(x) &= \{x\}, \text{ wenn } x \text{ ein Variablenname ist} \\ \text{free}(\lambda x.e) &= \text{free}(e) \setminus \{x\} \\ \text{free}(f e) &= \text{free}(f) \cup \text{free}(e) \end{aligned}$$

Umgekehrt...

Die Menge der *gebunden* vorkommenden Variablen...

$$\begin{aligned} \text{bound}(\lambda x.e) &= \text{bound}(e) \cup \{x\} \\ \text{bound}(f e) &= \text{bound}(f) \cup \text{bound}(e) \end{aligned}$$

**Beachte:** gebunden  $\neq$  nicht frei!  
...sonst wäre etwa "x gebunden in y"

## Freie und gebundene Variablen (2)

Betrachte:  $(\lambda x. (x y)) x$

- Gesamtausdruck
  - x kommt frei und gebunden in  $(\lambda x. (x y)) x$  vor
  - y kommt frei in  $(\lambda x. (x y)) x$  vor
- Teilausdrücke
  - x kommt gebunden in  $(\lambda x. (x y))$  vor und frei in  $(x y)$  und in x
  - y kommt frei in  $(\lambda x. (x y))$ ,  $(x y)$  und y vor

## Gebunden vs. gebunden an...

Wir müssen unterscheiden...

- Eine *Variable* ist *gebunden*...
- Ein *Variablenvorkommen* ist *gebunden an*...

*Gebunden* und *gebunden an* ...unterschiedliche Konzepte!

Letzteres meint:

- Ein (definierendes oder angewandtes) Variablenvorkommen ist an ein definierendes Variablenvorkommen gebunden

Definition

- *Definierendes* V.vorkommen ...Vorkommen unmittelbar nach einem  $\lambda$
- *Angewandtes* V.vorkommen ...jedes nicht definierende Vorkommen

## Der $\lambda$ -Kalkül: Vorwärts zur Semantik

Zentral sind folgende Begriffe...

- (Syntaktische) Substitution
- Konversionsregeln / Reduktionsregeln

## Syntaktische Substitution

Erster zentraler Begriff... (*syntaktische*) *Substitution*

$$\begin{aligned} x[e/x] &= e, \text{ wenn } x \text{ ein Name ist} \\ y[e/x] &= y, \text{ wenn } y \text{ ein Name mit } x \neq y \text{ ist} \end{aligned}$$

$$(f g)[e/x] = (f[e/x]) (g[e/x])$$

$$(\lambda x.f)[e/x] = \lambda x.f$$

$$(\lambda y.f)[e/x] = \lambda y.(f[e/x]), \text{ wenn } x \neq y \text{ und } y \notin \text{free}(e)$$

$$(\lambda y.f)[e/x] = \lambda z.((f[z/y])[e/x]), \text{ wenn } x \neq y \text{ und } y \in \text{free}(e), \\ \text{wobei } x \neq z \text{ und } z \notin \text{free}(e) \cup \text{free}(f)$$

## (Syntaktische) Substitution

Einige Beispiele zur Illustration...

- $((x y) (y z)) [a+b/y] = ((x (a+b)) ((a+b) z))$
- $\lambda x. (x y) [a+b/y] = \lambda x. (x (a+b))$
- Aber:  $\lambda x. (x y) [a+b/x] = \lambda x. (x y)$
- Achtung:  $\lambda x. (x y) [x+b/y] \rightsquigarrow \lambda x. (x (x+b))$   
...ohne Umbenennung *Bindungsfehler!*  
Deshalb:  $\lambda x. (x y) [x+b/y] = \lambda z. ((x y)[z/x]) [x+b/y]$   
 $= \lambda z. (z y) [x+b/y]$   
 $= \lambda z. (z (x+b))$   
...dank Umbenennung kein Bindungsfehler!

## Konversionsregeln

Zweiter zentraler Begriff:  $\lambda$ -*Konversionen*...

- $\alpha$ -Konversion (Umbenennung formaler Parameter)  
 $\lambda x.e \Leftrightarrow \lambda y.e[y/x]$ , wobei  $y \notin \text{free}(e)$
- $\beta$ -Konversion (Funktionsanwendung)  
 $(\lambda x.f) e \Leftrightarrow f[e/x]$
- $\eta$ -Konversion (Elimination redundanter Funktion)  
 $\lambda x.(e x) \Leftrightarrow e$ , wobei  $x \notin \text{free}(e)$

$\rightsquigarrow$  führen auf eine operationelle Semantik des  $\lambda$ -Kalküls.

## Sprechweisen

...im Zusammenhang mit Konversionsregeln

- Von links nach rechts gerichtete Anwendungen der  $\beta$ - und  $\eta$ -Konversion heißen  $\beta$ - und  $\eta$ -Reduktion.
- Von rechts nach links gerichtete Anwendungen der  $\beta$ -Konversion heißen  $\beta$ -Abstraktion.



## Intuition hinter den Konversionsregeln

Noch einmal zusammengefasst...

- $\alpha$ -Konversion... erlaubt die konsistente Umbenennung formaler Parameter von  $\lambda$ -Abstraktionen
- $\beta$ -Konversion... erlaubt die Anwendung einer  $\lambda$ -Abstraktion auf ein Argument (Achtung: Gefahr von Bindungsfehlern! Abhilfe:  $\alpha$ -Konversion!)
- $\eta$ -Konversion... erlaubt die Elimination redundanter  $\lambda$ -Abstraktionen

Bsp.:  $(\lambda x. \lambda y. x + y) (y * 2) \Rightarrow \lambda y. (y * 2) + y$   
 $\leadsto$  Bindungsfehler ("y wird eingefangen")

## Beispiel für $\lambda$ -Reduktion

$(\lambda x. \lambda y. x * y) ((\lambda x. \lambda y. x + y) 9 5) 3$  ( $\beta$ -Reduktion)  
 $\Rightarrow (\lambda x. \lambda y. x * y) ((\lambda y. 9 + y) 5) 3$  ( $\beta$ -Reduktion)  
 $\Rightarrow (\lambda y. ((\lambda y. 9 + y) 5) * y) 3$  ( $\beta$ -Reduktion)  
 $\Rightarrow (\lambda y. (9 + 5) * y) 3$  ( $\beta$ -Reduktion)  
 $\Rightarrow (9 + 5) * 3$  ( $\beta$ - und  $\eta$ -Reduktion nicht anwendbar)

$\leadsto$  Weitere Regeln zur Reduktion primitiver Operationen in erweitertem  $\lambda$ -Kalkül (Auswertung arithmetischer Ausdrücke, bedingte Anweisungen, Listenoperationen, ...), sog.  $\delta$ -Regeln.

$\leadsto$  solche Erweiterungen sind praktisch notwendig und einsichtig, aber für die Theorie (der Berechenbarkeit) kaum relevant.

## Reduktionsfolgen & Normalformen (1)

- Ein  $\lambda$ -Ausdruck ist in *Normalform*, wenn er durch  $\beta$ -Reduktion und  $\eta$ -Reduktion nicht weiter reduzierbar ist.
- (Praktisch relevante) Reduktionsstrategien
  - normal order (leftmost-outermost)
  - applicative order (leftmost-innermost)

## Reduktionsfolgen & Normalformen (2)

- *Beachte:* Nicht jeder  $\lambda$ -Ausdruck ist zu einem  $\lambda$ -Ausdruck in Normalform konvertierbar (Endlosrekursion).  
Bsp.: (1)  $\lambda x. (x x) \lambda x. (x x) \Rightarrow \lambda x. (x x) \lambda x. (x x) \Rightarrow \dots$   
(2)  $(\lambda x. 42) (\lambda x. (x x) \lambda x. (x x))$  (hat Normalform!)

Zentrale Resultate:

- Wenn ein  $\lambda$ -Ausdruck zu einem  $\lambda$ -Ausdruck in Normalform konvertierbar ist, dann führt jede terminierende Reduktion des  $\lambda$ -Ausdrucks zum (bis auf  $\alpha$ -Konversion) selben  $\lambda$ -Ausdruck in Normalform (bis auf  $\alpha$ -Konversion).
- Durch Reduktionen im  $\lambda$ -Kalkül sind genau jene Funktionen berechenbar, die Turing-, Markov-, ... berechenbar sind!

## Church-Rosser-Theoreme

Seien  $e_1$  und  $e_2$  zwei  $\lambda$ -Ausdrücke...

### Theorem 1

Wenn  $e_1 \Leftrightarrow e_2$ , dann gibt es einen  $\lambda$ -Ausdruck  $e$  mit  $e_1 \Rightarrow^* e$  und  $e_2 \Rightarrow^* e$   
(sog. *Konfluenzeigenschaft*, *Diamanteigenschaft*)

*Informell* ...wenn eine Normalform ex., dann ist sie eindeutig (bis auf  $\alpha$ -Konversion)!

### Theorem 2

Wenn  $e_1 \Rightarrow^* e_2$  und  $e_2$  in Normalform, dann gibt es eine normal order Reduktionsfolge von  $e_1$  nach  $e_2$   
(sog. *Standardisierungstheorem*)

*Informell* ...normal order Reduktion terminiert am häufigsten!

## Semantik von $\lambda$ -Ausdrücken

- $\lambda$ -Ausdrücke in Normalform lassen sich (abgesehen von  $\alpha$ -Konversionen) nicht weiter vereinfachen (reduzieren)
- Nach dem 1. Church-Rosser-Theorem ist die Normalform eines  $\lambda$ -Ausdrucks eindeutig bestimmt, wenn sie existiert (wieder abgesehen von  $\alpha$ -Konversionen)

Das legt folgende Sichtweise nahe...

- Besitzt ein  $\lambda$ -Ausdruck eine Normalform, so ist dies sein Wert.
- *Umgekehrt:* Die *Semantik* (*Bedeutung*) eines  $\lambda$ -Ausdrucks ist seine Normalform, wenn sie existiert, ansonsten ist sie undefiniert.

## Rekursion. Und wie sie behandelt wird...

Erinnerung...

$\text{fac } n = \text{if } n == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (n * \text{fac } (n - 1))$

oder alternativ:

$\text{fac} = \lambda n. \text{if } n == 0 \text{ then } 1 \text{ else } (n * \text{fac } (n - 1))$

"Problem"...

$\lambda$ -Abstraktionen sind *anonym*.

## Lösung: Der Y-Kombinator

Y-Kombinator:  $Y = \lambda f. (\lambda x. (f (x x))) \lambda x. (f (x x))$

Es gilt: Für jeden  $\lambda$ -Ausdruck  $e$  ist  $(Y e)$  zu  $(e (Y e))$  konvertierbar:

$Y e \Rightarrow \lambda x. (e (x x)) \lambda x. (e (x x))$   
 $\Rightarrow e (\lambda x. (e (x x))) \lambda x. (e (x x))$   
 $\Leftrightarrow e (Y e)$

Mithilfe des Y-Kombinators lässt sich Rekursion realisieren.

*Intuition:*

$f = \dots f \dots$  (rekursive Darstellung)  
 $\leadsto f = \lambda f. (\dots f \dots) f$  ( $\lambda$ -Abstraktion)  
 $\leadsto f = Y \lambda f. (\dots f \dots)$  (nicht-rekursive Darstellung)

*Bemerkung:*

$\lambda$ -Terme ohne freie Variablen heißen *Kombinatoren*.

---

## Zur Übung empfohlen

...Anwendung des Y-Kombinators

Betrachte...

```
fac = Y λf.(λn.if n == 0 then 1 else n * f (n - 1))
```

Rechne nach...

```
fac 1 ⇒ ... ⇒ 1
```

Überprüfe dabei...

Der Y-Kombinator realisiert Rekursion durch wiederholtes Kopieren

---

## Praktisch relevant: Typisierte $\lambda$ -Kalküle

Jedem  $\lambda$ -Ausdruck ist ein Typ zugeordnet

Beispiele:  $3 :: \text{Integer}$   
 $(*) :: \text{Integer} \rightarrow \text{Integer} \rightarrow \text{Integer}$   
 $(\lambda x.2 * x) :: \text{Integer} \rightarrow \text{Integer}$   
 $(\lambda x.2 * x) 3 :: \text{Integer}$

*Einschränkung:* Typen müssen konsistent sein (wohltypisiert)

*Problem jetzt:* Selbstanwendung im Y-Kombinator

$\leadsto$  Y nicht endlich typisierbar!

*Abhilfe:* explizite Rekursion zum Kalkül hinzufügen mittels Hinzunahme der Reduktionsregel  $Y e \Rightarrow e (Y e)$

...nebenbei: zweckmäßig auch aus Effizienzgründen!

---

## Zurück zu Haskell...

- Haskell beruht auf typisiertem  $\lambda$ -Kalkül
- Übersetzer/Interpreter überprüft, ob alle Typen konsistent sind
- Programmierer kann Typdeklarationen angeben (Sicherheit), muss aber nicht (bequem, manchmal unerwartete Ergebnisse)
- fehlende Typinformation wird vom Übersetzer inferiert (berechnet)
- Rekursive Funktionen direkt verwendbar (daher in Haskell kein Y-Kombinator notwendig)

---

## Ergänzende und weiterführende Literaturhinweise

- A. Church. *The Calculi of Lambda-Conversion*. Annals of Mathematical Studies, Vol. 6, Princeton University Press, 1941.
- H.P. Barendregt. *The Lambda Calculus: Its Syntax and Semantics*. (Revised Edn.), North Holland, 1984.

---

## Zum Abschluss von Kapitel 10

... $\lambda$ -artige Funktionsnotation in Haskell

...am Beispiel der Fakultätsfunktion:

```
fac :: Int -> Int  
fac = \n -> (if n == 0 then 1 else (n * fac (n - 1)))
```

Mithin in Haskell: " $\backslash$ " statt " $\lambda$ " und " $->$ " statt "."

*Anekdote* (vgl. P. Pepper [4]):

```
( $\widehat{n.n+1}$ )  $\leadsto$  ( $\widehat{\lambda n.n+1}$ )  $\leadsto$  ( $\widehat{\lambda n.n+1}$ )  $\leadsto$   $\backslash n \rightarrow n+1$ 
```

---

## Kapitel 11: Programmieren im Großen, Module, abstrakte Datentypen, reflektive Programmierung

---

## Programmieren im Großen

Das Modulkonzept von Haskell...

---

## Modularisierung im allgemeinen (1)

*Intuitiv:*

- Zerlegung großer Programm(systeme) in kleinere Einheiten, genannt *Module*

*Ziel:*

- Sinnvolle, über- und durchschaubare Organisation des Gesamtsystems

## Modularisierung im allgemeinen (2)

Vorteile:

- *Arbeitsphysiologisch* ...Unterstützung arbeitsteiliger Programmierung
- *Softwaretechnisch* ...Unterstützung der Wiederbenutzung von Programmen und Programmteilen
- *Implementierungstechnisch* ...Unterstützung von "separate compilation"

Insgesamt:

- Höhere Effizienz der Softwareerstellung bei gleichzeitiger Steigerung der Qualität (Verlässlichkeit) und reduzierten Kosten

## Modularisierung im allgemeinen (3)

Anforderungen an das Modulkonzept zur Erreichung vorgenannter Ziele:

- Unterstützung des Geheimnisprinzips  
...durch Trennung von
  - Schnittstelle (Import/Export)  
...wie interagiert das Modul mit seiner Umgebung?  
Welche Funktionalität stellt es zur Verfügung (Export), welche Funktionalität erwartet es (Import)?
  - Implementierung (Daten/Funktionen)  
...wie ist die Funktionalität des Moduls realisiert?  
in einem Modul.

## Module in Haskell – Allgemeiner Aufbau

```
module MyModule where

-- Daten- und Typdefinitionen
data D1 ... = ...
...
data Dn ... = ...

type T1 = ...
...
type Tn = ...

-- Funktionsdefinitionen
f1 :: ...
f1 ... = ...
...
fn :: ...
fn ... = ...
```

## Das Modulkonzept von Haskell

...unterstützt:

- Export
  - Selektiv/Nicht selektiv
- Import
  - Selektiv/Nicht selektiv
  - Qualifiziert
  - Mit Umbenennung

...unterstützt nicht:

- automatischer Reexport!

## Import: Nicht selektiv

```
module M1 where
...

module M2 where
import M1 -- Nicht selektiver Import:
-- Alle im Modul M1 (sichtbaren) Bezeichner/
-- Definitionen werden importiert und koennen
-- in M2 benutzt werden.
```

## Import: Selektiv

```
module M1 where
... -- wie auf voriger Folie

module M2 where
import M1 (D1, D2 (..), T1, f5) -- Selektiver Import:
-- Lediglich D1 (ohne Konstruktoren),
-- D2 (einschliesslich Konstruktoren),
-- T1 und f5 werden importiert und
-- koennen in M2 benutzt werden.

module M3 where
import M1 hiding (D1, T2, f1) -- Selektiver Import:
-- Alle (sichtbaren) Bezeichner/
-- Definitionen mit Ausnahme der
-- explizit genannten werden importiert
-- und koennen in M3 benutzt werden.
```

## Erinnerung (vgl. Folie 26)

"Verstecken" von in Prelude.hs vordefinierten Funktionen...

Ergänze...

```
import Prelude hiding (reverse,tail,zip)
```

...am Anfang des Haskell-Skripts im Anschluss an die Modul-Anweisung (so vorhanden), um reverse, tail und zip zu verbergen.

## Export: Nicht selektiv

```
module M1 where -- Nicht selektiver Export:
data D1 ... = ... -- Alle im Modul M1 (sichtbaren)
... -- Bezeichner/Definitionen werden
data Dn ... = ... -- exportiert und koennen von anderen
-- Modulen importiert werden.

type T1 = ...
...
type Tn = ...

f1 :: ...
f1 ... = ...
...
fn :: ...
fn ... = .....
```

---

## Export: Selektiv

```
module M1 (D1, D2 (...), T1, f2, f5) where
data D1 ... = ...
...
data Dn ... = ... -- Selektiver Export:
-- Nur die explizit genannten Bezeichner/
-- Definitionen werden exportiert und
type T1 = ... -- koennen von anderen Modulen importiert
... -- werden.
type Tn = ... -- Unterstuetzt Geheimnisprinzip!

f1 :: ...
f1 ... = ...
...
fn :: ...
fn ... = .....
```

---

## Kein automatischer Reexport (1)

```
module M1 where ...

module M2 where
import M1 -- Nicht selektiver Import:
-- Alle im Modul M1 (sichtbaren) Bezeichner/
fM2... -- Definitionen werden importiert und koennen
-- in M2 benutzt werden.

module M3 where
import M2 -- Alle im Modul M2 (sichtbaren) Bezeichner/
-- Definitionen werden importiert und koennen
-- in M3 benutzt werden, nicht jedoch von
-- M2 aus M1 importierte Namen. Mithin: Kein
-- automatischer Reexport!
```

---

## Kein automatischer Reexport (2)

Abhilfe: Expliziter Reexport!

```
module M4 (D1 (...), f1, f2) where -- Selektiver
import M1 -- Reexport

module M2 (M1, fM2) where -- Nicht selektiver
import M1 -- Reexport
```

---

## Sonderfälle: Namenskollisionen, Lokale Namen

- Namenskollisionen
  - Abhilfe/Auflösen: Qualifizierter Import  
`import qualified M1`
- Umbenennen importierter Module
  - Lokale Namen importierter
    - \* Module  
`import MyM1 as M1`
    - \* Bezeichner  
`import M1 (f1,f2) renaming (f1 to g1, f2 to g2)`

---

## Konventionen und gute Praxis

- Konventionen
  - Pro Datei ein Modul
  - Modul- und Dateiname stimmen überein (abgesehen von der Endung `.hs` bzw. `.lhs` im Dateinamen).
  - Alle Deklarationen beginnen in derselben Spalte wie `module`.
- Gute Praxis
  - Module unterstützen *eine (!)* klar abgegrenzte Aufgabenstellung (vollständig) und sind in diesem Sinne in sich abgeschlossen; ansonsten Teilen (Teilungskriterium)
  - Module sind "kurz" (ideal: 2 bis 3 Druckseiten; prinzipiell: "so lang wie nötig, so kurz wie möglich")

---

## Das Hauptmodul

Module `main...`

- ...muss in jedem Modulsystem als "top-level" Modul vorkommen und eine Definition namens `main` festlegen.  
→ ...ist der in einem übersetzten System bei Ausführung des übersetzten Codes zur Auswertung kommende Ausdruck.

---

## Regeln "guter" Modularisierung (1)

(siehe dazu auch M. Chakravarty, G. Keller. *Einführung in die Programmierung mit Haskell*. Kapitel 10, Pearson Studium, 2004.)

Aus *Modulsicht*:

Module sollen...

- einen klar definierten, auch unabhängig von anderen Modulen verständlichen Zweck besitzen
- nur einer Abstraktion entsprechen
- einfach zu testen sein

---

## Regeln "guter" Modularisierung (2)

Aus *Gesamtprogramm*sicht:

Aus Modulen aufgebaute Programme sollen so entworfen sein, dass...

- Auswirkungen von Designentscheidungen (z.B. Einfachheit vs. Effizienz einer Implementierung) auf wenige Module beschränkt sind
- Abhängigkeiten von Hardware oder anderen Programmen auf wenige Module beschränkt sind

---

## Regeln "guter" Modularisierung (3)

Aus intra- und intermodularer Sicht:

Zwei zentrale Konzepte in diesem Zusammenhang sind...

- Intramodular: *Kohäsion*
- Intermodular: *Kopplung*

---

## Regeln "guter" Modularisierung (4)

Aus intramodularer Sicht:

*Kohäsion*

- Anzustreben sind...
  - *Funktionale Kohäsion* (d.h. Funktionen ähnlicher Funktionalität sollten in einem Modul zusammengefasst sein, z.B. Ein-/Ausgabefunktionen, trigonometrische Funktionen, etc.)
  - *Datenkohäsion* (d.h. Funktionen, die auf den gleichen Datenstrukturen arbeiten, sollten in einem Modul zusammengefasst sein, z.B. Baummanipulationsfunktionen, Listenverarbeitungsfunktionen, etc.)
- Zu vermeiden sind...
  - *Logische Kohäsion* (d.h. unterschiedliche Implementierungen der gleichen Funktionalität sollten in verschiedenen Modulen untergebracht sein, z.B. verschiedene Benutzerschnittstellen eines Systems)
  - *Zufällige Kohäsion* (d.h. Funktionen sind ohne sachlichen Grund, zufällig eben, in einem Modul zusammengefasst)

---

## Regeln "guter" Modularisierung (5)

Aus intermodularer Sicht:

*Kopplung*

- beschäftigt sich mit dem Import-/Exportverhalten von Modulen
  - Anzustreben ist...
    - \* *Datenkopplung* (d.h. Funktionen unterschiedlicher Module kommunizieren nur durch Datenaustausch (in funktionalen Sprachen per se gegeben))

---

## Regeln "guter" Modularisierung (6)

*Kennzeichen "guter" Modularisierung:*

- *Starke Kohäsion*  
d.h. enger Zusammenhang der Definitionen eines Moduls
- *Lockere Kopplung*  
d.h. wenige Abhängigkeiten zwischen verschiedenen Modulen, insbesondere weder direkte noch indirekte zirkuläre Abhängigkeiten.

---

## Abstrakte Datentypen, kurz: ADTs (1)

Ziel...

- Kapselung von Daten, Realisierung des Geheimnisprinzips auf Datenebene (engl. *information hiding*)

*Implementierungstechnisch zentral...*

- Haskells Modulkonzept, speziell "selektiver Export"

---

## Abstrakte Datentypen, kurz: ADTs (2)

Hinweise auf drei klassische Literaturstellen:

- John V. Guttag. *Abstract Data Types and the Development of Data Structures*. Communications of the ACM, Vol. 20, No. 6, 396-404, 1977.
- John V. Guttag, J. J. Horning. *The Algebra Specification of Abstract Data Types*. Acta Informatica, Vol. 10, No. 1, 27-52, 1978.
- John V. Guttag, Ellis Horowitz, David R. Musser. *Abstract Data Types and Software Validation*. Communications of the ACM, Vol. 21, No. 12, 1048-1064, 1978.

---

## Abstrakte Datentypen, kurz: ADTs (3)

Die grundlegende Idee am Beispiel des Typs *Schlange*:

Schnittstellen/Signatur:

```
NEW:      -> Queue
ADD:      Queue x Item -> Queue
FRONT:    Queue -> Item
REMOVE:   Queue -> Queue
IS_EMPTY: Queue -> Boolean
```

Axiome/Gesetze:

```
(1) IS_EMPTY(NEW) = true
(2) IS_EMPTY(ADD(q,i)) = false
(3) FRONT(NEW) = error
(4) FRONT(ADD(q,i)) = if IS_EMPTY(q) then i else FRONT(q)
(5) REMOVE(NEW) = error
(6) REMOVE(ADD(q,i)) = if IS_EMPTY(q) then NEW
                        else ADD(REMOVE(q),i)
```

---

## Bsp.: (Warte-) Schlangen als ADT (1)

Warteschlange...

...eine FIFO (first-in/first-out) Datenstruktur

```
module Queue ( Queue,      -- Kein Konstruktorexport!!!
              emptyQ,     -- Queue a
              isEmptyQ,   -- Queue a -> Bool
              joinQ,      -- a -> Queue a -> Queue a
              leaveQ,     -- Queue a -> (a, Queue a)
              ) where
```

... -- Fortsetzung siehe naechste Folie

## Bsp.: (Warte-) Schlangen als ADT (2)

```
... -- Fortsetzung der vorherigen Folie

data Queue = Qu [a]

emptyQ = Qu []

isEmptyQ (Qu []) = True
isEmptyQ _       = False

joinQ x (Qu xs) = Qu (xs++[x])

leaveQ q@(Qu xs)
  | not (isEmptyQ q) = (head xs, Qu (tail xs))
  | otherwise       = error "Niemand wartet!"
```

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 489

## Bsp.: (Warte-) Schlangen als ADT (3)

Notationelle Spielart des Mustervergleichs...

```
leaveQ q@(Qu xs) -- argument as "q or as (Qu xs)"
```

Mittels...

- q Zugriff auf das Argument als Ganzes
- (Qu xs) Zugriff auf/über die Struktur des Arguments

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 490

## Bsp.: (Warte-) Schlangen als ADT (2)

Programmiertechn. Vorteile aus der Benutzung von ADTs...

- *Geheimnisprinzip*: Nur die Schnittstelle ist bekannt, die Implementierung bleibt verborgen
  - Schutz der Datenstruktur vor unkontrolliertem oder nicht beabsichtigtem/zugelassenem Zugriff
  - Einfache Austauschbarkeit der zugrundeliegenden Implementierung
  - Arbeitsteilige Programmierung

Beispiel: `emptyQ == Qu []`

...führt in `Queue` importierenden Modulen zu einem Laufzeitfehler! (Die Implementierung und somit der Konstruktor `Qu` sind dort nicht sichtbar.)

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 491

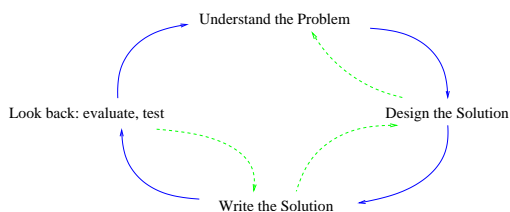
## Resümee algebraische vs. abstrakte Datentypen

- Algebraische Datentypen
  - ...werden durch die Angabe ihrer Elemente spezifiziert, aus denen sie bestehen.
- Abstrakte Datentypen
  - ...werden durch ihr Verhalten spezifiziert, d.h. durch die Menge der Operationen, die darauf arbeiten.

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 492

## Reflektives Programmieren

Der Entwicklungszyklus nach S. Thompson, Kap. 11 [3] ...



In jeder dieser Phasen ist es hilfreich, (sich) Fragen zu stellen!  
Für eine beispielhafte Auswahl siehe z.B. S. Thompson, Kap. 11 [3]!

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 493

## Kapitel 12: Zusammenfassung und Ausblick

Abschluss und Rückblick...

- Blick über den Gartenzaun  
...(ausgewählte) andere funktionale Programmiersprachen
- Rückblick auf die Vorlesung

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 494

## Im Rückblick auf die Vorlesung...

- Welche Aspekte funktionaler Programmierung haben wir betrachtet?
  - ...paradigmentypische, sprachunabhängige Aspekte
- Welche nicht oder nur gestreift?
  - ...sprachabhängige, speziell Haskell-spezifische Aspekte

Frei nach (und im Sinne von) Dietrich Schwanitz...

"Alles, was man wissen muss...  
...um selber weiter zu lernen."

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 495

## Überblick ü. d. Vorlesungsinhalte... (1)

- Vorbesprechung
- Kapitel 1: Einführung und Grundlagen
  - Einführung und Motivation
    - \* Warum funktionale Programmierung
    - \* Warum Haskell
    - \* Einstieg in Haskell und Hugs
  - Grundlagen
    - \* Elementare Datentypen: Wahrheitswerte, ganze Zahlen,...
    - \* Tupel, Listen und Funktionen, insbesondere notatorische Varianten

Funktionale Programmierung WS 2009/2010 (Stand: 14.01.2010) 496

---

## Überblick ü. d. Vorlesungsinhalte... (2)

- Kapitel 1, Fortführung
  - Funktionen und Funktionssignaturen
  - Funktionen und Funktionsterme, Rekursionstypen, Komplexitätsklassen und Aufrufgraphen, Funktionen und Curryfizierung
- Kapitel 2: Datentypdeklarationen
  - Typsynonyme
  - Algebraische Datentypen
    - \* Summentypen
    - \* Spezialfälle: Aufzählungs- und Produkttypen
    - \* Wichtige Varianten: Rekursive und polymorphe Typen, `newtype`-Deklarationen

---

## Überblick ü. d. Vorlesungsinhalte... (3)

- Kapitel 3: Polymorphie auf Funktionen und Datentypen
  - Parametrische und ad-hoc Polymorphie
  - Typklassen
  - Vererbung
- Kapitel 4: Listen und Listenkomprehension, Muster
- Kapitel 5: Funktionen höherer Ordnung
- Kapitel 6: Ein- und Ausgabe
- Kapitel 7: Fehlerbehandlung
- Kapitel 8: Monaden
  - Programmierung mit Monaden

---

## Überblick ü. d. Vorlesungsinhalte... (4)

- Kapitel 9: Ausdrücke, Auswertung von Ausdrücken, Auswertungsstrategien für Funktionen:
  - lazy vs. eager, call by name vs. call by value, normal order vs. applicative order
- Kapitel 10:  $\lambda$ -Kalkül
- Kapitel 11: Programmieren im Großen
  - Das Modulkonzept von Haskell
  - Abstrakte Datentypen
  - Reflektives Programmieren
- Kapitel 12: Zusammenfassung und Ausblick
  - Abschluss und Rückblick
  - Blick über den Gartenzaun und Resümee

---

## Resümee (1)

Charakteristika fkt. und imp. Sprachen (P. Pepper [4])...

- Funktional...
  - Programm ist *Ein-/Ausgaberektion*
  - Programme sind *"zeit"-los*
  - Programmformulierung auf *abstraktem, mathematisch geprägten Niveau*
- Imperativ...
  - Programm ist *Arbeitsanweisung* für eine Maschine
  - Programme sind *zustands-* und *"zeit"-behaftet*
  - Programmformulierung konkret *mit Blick auf eine Maschine*

---

## Resümee (2)

*Die Fülle an Möglichkeiten (in funktionalen Programmiersprachen) erwächst aus einer kleinen Zahl von elementaren Konstruktionsprinzipien.*

P. Pepper [4]

Im Falle von...

- Funktionen
  - (Fkt.-) Applikation, Fallunterscheidung und Rekursion
- Datenstrukturen
  - Produkt- und Summenbildung, Rekursion

Tragen bei zu Mächtigkeit und Eleganz und damit auch zu...

*Functional programming is fun!*

Rückschauend... war es das?

---

## Blick über den Gartenzaun

...auf ausgewählte andere funktionale Programmiersprachen:

- ML: Ein "eager" Wettbewerber
- Lisp: Der Oldtimer
- APL: Ein Exot

...und einige ihrer Charakteristika.

---

## ML: Ein "eager" Wettbewerber von Haskell

- ML ist eine strikte funktionale Sprache
- Lexical scoping, Curryfizieren (wie Haskell)
- stark typisiert mit Typinferenz, keine Typklassen
- umfangreiches Typkonzept für Module und ADT
- zahlreiche Erweiterungen (beispielsweise in OCAML) auch für imperative und objektorientierte Programmierung
- sehr gute theoretische Fundierung

---

## Beispiel: Module/ADTs in ML

```
structure S = struct
  type 't Stack      = 't list;
  val create         = Stack nil;
  fun push x (Stack xs) = Stack (x::xs);
  fun pop (Stack nil) = Stack nil;
  |   pop (Stack (x::xs)) = Stack xs;
  fun top (Stack nil) = nil;
  |   top (Stack (x::xs)) = x;
end;

signature st = sig type q; val push: 't -> q -> q; end;
structure S1:st = S;
```

## Lisp: Der Oldtimer funktionaler Programmiersprachen

- Lisp ist eine noch immer häufig verwendete strikte funktionale Sprache mit imperativen Zusätzen
- umfangreiche Bibliotheken, leicht erweiterbar
- einfache, interpretierte Sprache, dynamisch typisiert
- Listen sind gleichzeitig Daten und Funktionsanwendungen
- nur lesbar, wenn Programme gut strukturiert
- in vielen Bereichen (insbesondere KI, Expertensysteme) erfolgreich eingesetzt
- sehr gut zur Metaprogrammierung geeignet

## Ausdrücke in Lisp

Beispiele für Symbole: A (Atom)  
austria (Atom)  
68000 (Zahl)

Beispiele für Listen: (plus a b)  
((meat chicken) water)  
(unc trw synapse ridge hp)  
nil bzw. () entsprechen leerer Liste

Eine Zahl repräsentiert ihren Wert direkt —  
ein Atom ist der Name eines assoziierten Wertes

(setq x (a b c)) bindet x global an (a b c)  
(let ((x a) (y b)) e) bindet x lokal in e an a und y an b

## Funktionen in Lisp

Erstes Element einer Liste wird normalerweise als Funktion interpretiert, angewandt auf restliche Listenelemente.

(quote a) bzw. 'a liefert Argument a selbst als Ergebnis.

Beispiele für primitive Funktionen:

```
(car '(a b c)) ⇒ a          (atom 'a) ⇒ t
(car 'a) ⇒ error          (atom '(a)) ⇒ nil
(cdr '(a b c)) ⇒ (b c)    (eq 'a 'a) ⇒ t
(cdr 'a) ⇒ nil           (eq 'a 'b) ⇒ nil
(cons 'a '(b c)) ⇒ (a b c) (cond ((eq 'x 'y) 'b))
(cons '(a) '(b)) ⇒ ((a) b) (t 'c) ⇒ c
```

## Definition von Funktionen in Lisp

(lambda (x y) (plus x y)) ist Funktion mit zwei Parametern  
((lambda (x y) (plus x y)) 2 3) wendet die Funktion an: ⇒ 5  
(define (add (lambda (x y) (plus x y)))) definiert einen globalen Namen „add“ für die Funktion

(defun add (x y) (plus x y)) ist abgekürzte Schreibweise dafür

Beispiel:

```
(defun reverse (l) (rev nil l))
(defun rev (out in)
  (cond ((null in) out)
        (t (rev (cons (car in) out) (cdr in)))))
```

## Closures

- kein Curryfizieren in Lisp, Closures als Ersatz
- Closures: lokale Bindungen behalten Wert auch nach Verlassen der Funktion

Beispiel: (let ((x 5))  
(setf (symbol-function 'test)  
 #'(lambda () x)))

- praktisch: Funktion gibt Closure zurück

Beispiel: (defun create-function (x)  
(function (lambda (y) (add x y))))

- Closures sind flexibel, aber Curryfizieren ist viel einfacher

## Dynamic Scoping — Static Scoping

- lexikalisch: Bindung ortsabhängig (Source-Code)
  - dynamisch: Bindung vom Zeitpunkt abhängig
  - normales Lisp: lexikalisches Binden
- Beispiel: (setq a 100)  
(defun test () a)  
(let ((a 4)) (test)) ⇒ 100
- dynamisches Binden durch (defvar a) möglich
- obiges Beispiel liefert damit 4

## Makros

- Code expandiert, nicht als Funktion aufgerufen (wie C)
- Definition: erzeugt Code, der danach evaluiert wird

Beispiel: (defmacro get-name (x n)  
(list 'cadr (list 'assoc x n)))

- Expansion und Ausführung:

(get-name 'a b) ⇒ (cadr (assoc 'a b))

- nur Expansion:

(macroexpand '(get-name 'a b)) ⇒ '(cadr (assoc 'a b))

## Lisp vs. Haskell: Ein Vergleich

Kriterium	Lisp	Haskell
Basis	einfacher Interpreter	formale Grundlage
Zielsetzung	viele Bereiche	referentiell transparent
Verwendung	noch häufig	zunehmend
Sprachumfang	riesig (kleiner Kern)	moderat, wachsend
Syntax	einfach, verwirrend	modern, Eigenheiten
Interaktivität	hervorragend	nur eingeschränkt
Typisierung	dynamisch, einfach	statisch, modern
Effizienz	relativ gut	relativ gut
Zukunft	noch lange genutzt	einflussreich



---

## APL: Ein Exot

- APL ist eine ältere applikative (funktionale) Sprache mit imperativen Zusätzen
- zahlreiche Funktionen (höherer Ordnung) sind vordefiniert, Sprache aber nicht einfach erweiterbar
- dynamisch typisiert
- verwendet speziellen Zeichensatz
- Programme sehr kurz und kompakt, aber kaum lesbar
- vor allem für Berechnungen mit Feldern gut geeignet

---

## Beispiel: Programmentwicklung in APL

Berechnung der Primzahlen von 1 bis N

Schritt 1.  $(\iota N) \circ. | (\iota N)$

Schritt 2.  $0 = (\iota N) \circ. | (\iota N)$

Schritt 3.  $+/[2] 0 = (\iota N) \circ. | (\iota N)$

Schritt 4.  $2 = (+/[2] 0 = (\iota N) \circ. | (\iota N))$

Schritt 5.  $(2 = (+/[2] 0 = (\iota N) \circ. | (\iota N))) / \iota N$

---

## Erfolgreiche Einsatzfelder funktionaler Programmierung

- Compiler in kompilierter Sprache geschrieben
- Theorembeweiser HOL und Isabelle in ML
- Modelchecker (z.B. Edinburgh Concurrency Workbench)
- Mobility Server von Ericsson in Erlang
- Konsistenzprüfung mit Pdiff (Lucent 5ESS) in ML
- CPL/Kleisli (komplexe Datenbankabfragen) in ML
- Natural Expert (Datenbankabfragen Haskell-ähnlich)
- Ensemble zur Spezifikation effizienter Protokolle (ML)
- Expertensysteme (insbesondere Lisp-basiert)
- ...
- <http://homepages.inf.ed.ac.uk/wadler/realworld/>

---

## Zum Schluss: Eine hoffnungsvolle Prognose...

*The clarity and economy of expression that the language of functional programming permits is often very impressive, and, but for human inertia, functional programming can be expected to have a brilliant future.<sup>(\*)</sup>*

Edsger W. Dijkstra (11.5.1930-6.8.2002)  
1972 Recipient of the ACM Turing Award

<sup>(\*)</sup> Zitat aus: Introducing a course on calculi. Ankündigung einer Lehrveranstaltung an der University of Texas at Austin, 1995.

---

## Lohnenswerte Literaturhinweise...

Bereits in der Vorbesprechung angegeben:

- Wadler, P. Why no one uses functional languages. ACM SIGPLAN Notices 33(8), 23-27, 1998

Aber man sollte stets beide Seiten der Medaille kennen...

- Wadler, P. An angry half-dozen. ACM SIGPLAN Notices 33(2), 25-30, 1998
- Hughes, J. Why Functional Programming Matters. Computer Journal 32(2), 98-107, 1989
- Philip Wadler. *The Essence of Functional Programming*. In Conference Record of the 19th Annual Symposium on Principles of Programming Languages (POPL'92), eingeladener Vortrag, 1992.
- Simon Peyton-Jones. *Wearing the Hair Shirt: A Retrospective on Haskell*, eingeladener Vortrag, 30th Annual Symposium on Principles of Programming Languages (POPL'03), 2003.

---

## Organisatorisches zur schriftlichen LVA-Prüfung 1(3)

Hinweise zur schriftlichen LVA-Prüfung...

- Worüber...
  - Vorlesungsstoff, Übungsstoff, und folgender wissenschaftlicher (Übersichts-) Artikel:  
Paul Hudak. *Conception, Evolution, and Application of Functional Programming Languages*. ACM Computing Surveys, Vol. 21, No. 3, September 1989, 359 - 411.
- Wann, wo und wie lange...
  - Der Haupttermin ist am...
    - \* Do, den 21.01.2010, von 16:00 Uhr s.t. bis 18:00 Uhr, im Informatik-Hörsaal, Treitlstr. 3; die Dauer beträgt 90 Minuten.
- Hilfsmittel...
  - Keine.

---

## Organisatorisches zur schriftlichen LVA-Prüfung 2(3)

Hinweise zur schriftlichen LVA-Prüfung...

- Mitzubringen sind...
  - Papier, Stifte, **Studierendenausweis**.
- Anmeldung: Ist erforderlich...
  - *Wann*: Zwischen dem 05.01.2010 und dem 19.01.2010
  - *Wie*: Elektronisch über TUWIS++
- Voraussetzung...
  - Mindestens 50% der Punkte aus der Laborübung

---

## Organisatorisches zur schriftlichen LVA-Prüfung 3(3)

Neben dem Haupttermin wird es drei Nebentermine für die schriftliche LVA-Prüfung geben, und zwar...

- zu Anfang
- in der Mitte
- am Ende

der Vorlesungszeit im SS 2010.

Danach in jedem Fall Zeugnisausstellung.

Die genauen Termine werden rechtzeitig auf der Webseite der LVA angekündigt!

Auch zur Teilnahme an der schriftlichen LVA-Prüfung an einem der Nebentermine ist eine Anmeldung über TUWIS++ erforderlich.