Propa Review

Funktionale Programmierung

Haskell

Tail recursion (Endrekursion) [F39]

Lineartät: Eine Funktion heißt linear rekursiv, wenn in jedem Definitionszweig nur ein rekursiver Aufruf vorkommt.

Endrekursion: Eine linear rekursive Funktion heißt endrekursiv (tail recursive), wenn in jedem Zweig der rekursive Aufruf nicht in andere Aufrufe eingebettet ist.

- Endrekursion ermöglicht speicher-effiziente Auswertung

Funktionen auf Listen [F60]

- length, head, tail, elem
- ++: [1] ++ [2,3] = [1,2,3]
- take: take first n from start of list and return them
- drop: remove first n elements from list and return rest

Currying [F69]

Ersetzung einer mehrstelligen Funktion durch Schachtelung einstelliger Funktionen

Currying Bsp:

```
-- | Definition mit λ
f :: Double -> (Double -> Double)
f a = \x -> a * x

-- | als "mehrstellige" Funktion
f :: Double -> Double -> Double
f a x = a * x
```

- Funktionen in Haskell sind gecurrieht
- Funktionsanwendung ist links-assoziativ: f 3 7 ≡ (f 3) 7
- Funktionstypen sind rechts-assoziativ: Int -> Int -> Int ≡ Int -> (Int -> Int)

Unterversorgung:

- Anwendung "mehrstelliger" Funktionen auf zu wenige Parameter
- Currying und Unterversorgung möglich durch **Extensionalitäsprinzip**

Unterversorgung Bsp:

```
-- | nicht unterversorgt
add5 list = map (\x -> 5 + x) list

-- | map und 'plus' operation werden unterversorgt
add5 :: [Integer] -> [Integer]
add5 = map (5+)
```

Extensionalitäsprinzip:

```
f, g : A → B
f = g ⇐⇒ ∀ x ∈ A : f(x) = g(x)
```

(hintere Form heißt punktweise Definition)

`let`, `where` & Bindung [F79]

```
-- | let, c is bound, m is free
energy m = let c = 299792458
    in m * c * c

-- | where, c is bound, m is free
energy m = m * c * c
    where c = 299792458
```

Kombinatoren [F85]

fold:

```haskell
-- | foldr
foldr op i [] = i
foldr op i (x:xs) = op x (foldr op i xs)

-- | foldl
foldl op i [] = i
foldl op i (x:xs) = foldl op (op i x) xs

-- | Bsp Summe über Liste:
sum :: [Int] -> Int
sum = foldr (+) 0
```

zipWith:

```haskell
zipWith :: (s -> t -> u) -> [s] -> [t] -> [u]
zipWith f xs     ys     =  []
zipWith f (x:xs) (y:ys) =  f x y : zipWith f xs ys
```

Other functions: filter, map, concat (ist flatMap),

List Comprehensions [F102]

```haskell
-- | map:
[f x | x <- l] ⇔ map (\x -> f x) l ⇔ map f l

-- | filter:
[x | x <- l, pred x] ⇔ filter (\x -> pred x) l ⇔ filter pred l

-- | filter & map:
[f x | x <- l, pred x] ⇔ map f (filter pred l)

-- | Bsp: gerade Zahlen <= n
evens n = [ x | x <- [0..n], x `mod` 2 == 0]
evens 10 =>+ [0,2,4,6,8,10]

-- | Bsp: only take students that passed the exam (a is grade)
graduates :: Examination -> [Student]
graduates exam = [s | (s,a) <- exam, passed a ]
```

Lazy Evaluation [F110]

Streams: unendliche listen

Bsp:

```
-- Aufsteigend bis n
[1..n]

-- Aufsteigend unendlich
[1..]

-- Absteigend unendlich
[..1]
```

- Repräsentiert als zyklische Graphen

Bsp:

```
odds = 1 : map (+2) odds
```

Typen [F131]

Typdeklaration:

```
type Student = String
type Assessment = [Double]
type Submission = (Student,Assessment)
type Examination = [Submission]
```

Datentypen [F159]

Algebraische Datentypen:

```
data Season = Spring | Summer | Autumn | Winter
```

Polymorphe Datentypen:

```haskell
-- | t ist Parameter und bestimmt was Maybe im Fall 'Just' zurückgibt
data Maybe t = Nothing | Just t
Just True :: Maybe Bool
Nothing   :: Maybe String

-- | s, t sind vom Typ Int String
data Either s t = Left s | Right t
Left 42      :: Either Int String
Right "true" :: Either Int String
```

Rekursive Datentypen:

```haskell
-- | Stack definiert
data Stack t = Empty | Stacked t (Stack t)

-- | push Operation
push x s = Stacked x s

-- | pop Operation
pop Empty = error "Empty"
pop (Stacked x s) = s

-- | top Operation
top Empty         = error "Empty"
top (Stacked x s) = x

-- | Beispiel von Stack mit [3, 1, Empty]
someStack :: Stack Integer
someStack  = Stacked 3 (Stacked 1 Empty)
```

Typklassen [F196]

Idee:

- Fassen Typen anhand auf ihnen definierter Operationen zusammen
- Alle Typen von einer Typklasse haben die gleichen Operationen
- Grob wie Java Interfaces

Bsp:

```haskell
-- | Ord ist Typklasse, d.h. t muss von Typklasse Ord sein
qsort :: Ord t => [t] -> [t]
```

Definition einer Typklasse:

```haskell
-- | Die Operationen '==' und '/=' werden zu der Klasse Eq definiert
class (Eq t) where
    (==) :: t -> t -> Bool
    (/=) :: t -> t -> Bool

    -- Default Implementierungen:
    -- invertiere die Rückgabewerte bei entgegengesetzter Operation
    x /= y = not (x == y)
    x == y = not (x /= y)
```

Typklassen-Instanziierung:

```haskell
-- | Die Operation '==' wird für den Typen Bool definiert.
-- | Die Operation '/='muss nicht definiert werden, da das
-- | Inverse schon in der Klassendefinition definiert ist.
instance (Eq Bool) where
    True  == True  = True
    False == False = True
    False == True  = False
    True  == False = False
```

Automatische Typklassen-Instanziierung:

Mit deriving.

```haskell
data Shape = Circle Double
    | Rectangle Double Double
    | Square Double
    deriving Eq
```

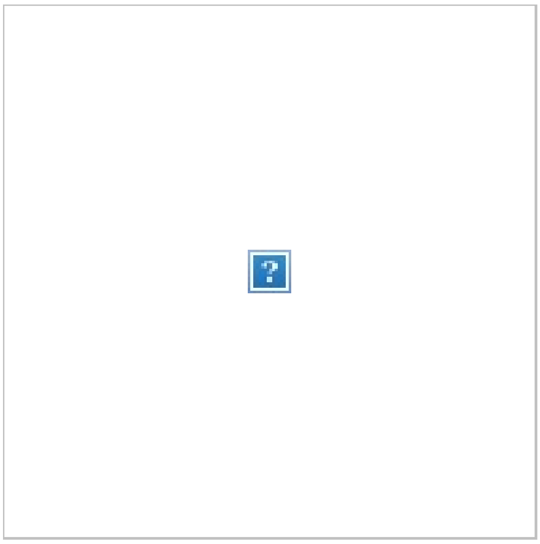
Typklassen-Hierarchie:

Bsp:

```haskell
data Ordering = LT | EQ | GT
class (Eq t) => Ord t where
    compare              :: t -> t -> Ordering
    (<), (<=), (>), (>=) :: t -> t -> Bool

compare x y
    | x == y = EQ
    | x <= y = LT
    | otherwise = GT

x < y = lt (compare x y)
    where
        lt LT = True
        lt _  = False

x <= y = ...
```

- Jede Instanz von Ord auch Instanz von Eq

Standard Typklassen:



Generische Instanziierung:

Instanziierung Ord (s, t) von beliebigen Tupel-Typen

- Möglich, falls Ord t und Ord s

```
instance (Eq s, Eq t) => Eq (s, t) where
    (a, b) == (a', b') = (a == a') && (b == b')

instance (Ord s, Ord t) => Ord (s, t) where
    (a, b) <= (a', b') = (a < a') || (a == a' && b <= b')
```

Funktoren [F212]

- Abbildung f von Typen auf Typen
- Zusammen mit Funktion

```
m :: (s -> t) -> (f s) -> (f t)
```

sodass:

```
m id = id
m (f . g) = (m f) . (m g)
```

Bsp mit Listen:

```
class Functor f where
    fmap :: (s -> t) -> (f s) -> (f t)

instance Functor [] where
    fmap = map
```

Monaden [F247]

Idee:

- Verändert den Globalen Zustand (`RealWorld` oder rw) für Dinge wie IO

- Schreibe 'unreine' Funktionen, also Funktionen mit Nebeneffekte (bsp. IO)
- Erzeugen Modularität: Erlaubt komplexere Maschinerie in der Monade zu verstecken und so neue Funktionalität einfach hinzuzufügen

Monaden sind definiert durch `bind` und `return`:

```
-- bind:
(>>=) :: m a -> (a -> m b) -> m b

-- return:
return :: a -> m a
```

- Bind (>>=): schickt einen Wert durch die Monade in die nächste, schickt so zu sagen auch den neuen `RealWorld` Zustand mit
- return: 'Liftet' einen Wert in die Monade (in den '`RealWorld`' Zustand):

```
-- | Ohne Monade, rw kann wegen unterversorgung weggelassen werden
main rw = bind readLine (\s1 ->
          bind readLine (\s2 ->
          let output = s1 ++ s2
          in putLine output)) rw

-- | Mit Monade
main = do s1 <- readLine
          s2 <- readLine
          let output = s1 ++ s2
          putLine output

-- | wobei bind:
bind f g rw = let (rw', s) = f rw in g s rw'
```

Beispiel mit Liste:

```
-- | List comprehension
[(x,y) | x <- [1,2,3] , y <- [1,2,3], x /= y]

-- | Monade
do x <- [1,2,3]
   y <- [1,2,3]
   True <- return (x /= y)
   return (x,y)
```

Simple StateMonade example:

```
data SM a = SM (S -> (a,S))  -- The monadic type

instance Monad SM where
  -- defines state propagation:
  -- r is result, s0, s1 is realworld, c2 ist final result
  SM c1 >>= fc2         =  SM (\s0 -> let (r,s1) = c1 s0
                                         SM c2 = fc2 r in
                                         c2 s1)
  -- lift value k into state (monade)
  return k              =  SM (\s -> (k,s))

 -- extracts the state from the monad
readSM                  :: SM S
readSM                  =  SM (\s -> (s,s))

 -- updates the state of the monad
updateSM                :: (S -> S) -> SM ()  -- alters the state
updateSM f              =  SM (\s -> ((), f s))

-- run a computation in the SM monad
runSM                   :: S -> SM a -> (a,S)
runSM s0 (SM c)         =  c s0
```

λ-Kalkül [F270]

Was ist es?

- Turingmächtiges Modell funktionaler Programme

Untypisierte λ-Kalkül [F273]

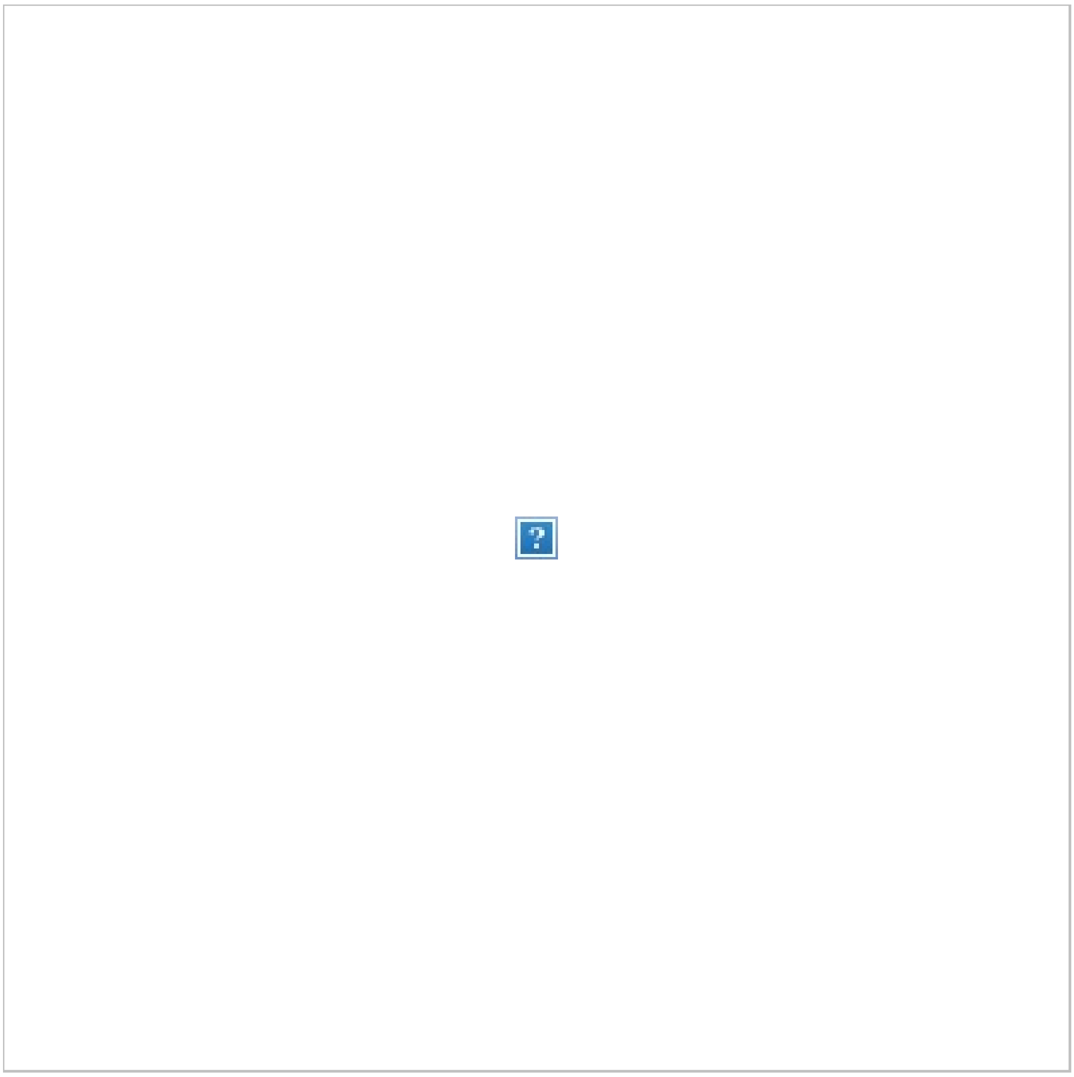
α-Äquivalenz:

t1 und t2 heißen α (aplha)-äquivalent (t1 =α t2), wenn t1 in t2 durch konsistente Umbenennung der λ-gebundenen Variablen überführt werden kann.

```
-- α-äquivalent
λx. x =α λy. y
λx. (λz. f(λy. z y) x) =α λy. (λx. f(λz. x z) y)

-- nicht α-äquivalent
λx. (λz. f(λy. z y) x)/=α λz.(λz. g(λy. z y) z)
```

η-Äquivalenz:

Terme `λx. f x` und f heißen η (eta)-äquivalent (`λx. f x =η f`) falls x nicht freie Variable von `f`.



β-Reduktion:

β (beta)-Reduktion entspricht der Ausführung der Funktionsanwendung auf einem Redex.

Bsp.:

```
-- simple
(λx. x) y => y

-- second x is bound in scope, so we leave it
(λx. x (λx. x)) (y z) => (y z) (λx. x)
```

Church Zahlen [F307]:

Idee:

- Man braucht nicht umbedingt primitive Operationen, sondern kann stattdessen auch Funktionen höhere Ordnung verwenden.
- Formuliere Zahlen, Boolische Werte etc. als Funktionen

Church-Zahl [F307]:

Eine (natürliche) Zahl drückt aus, wie oft die Funktion s angewendet wird.

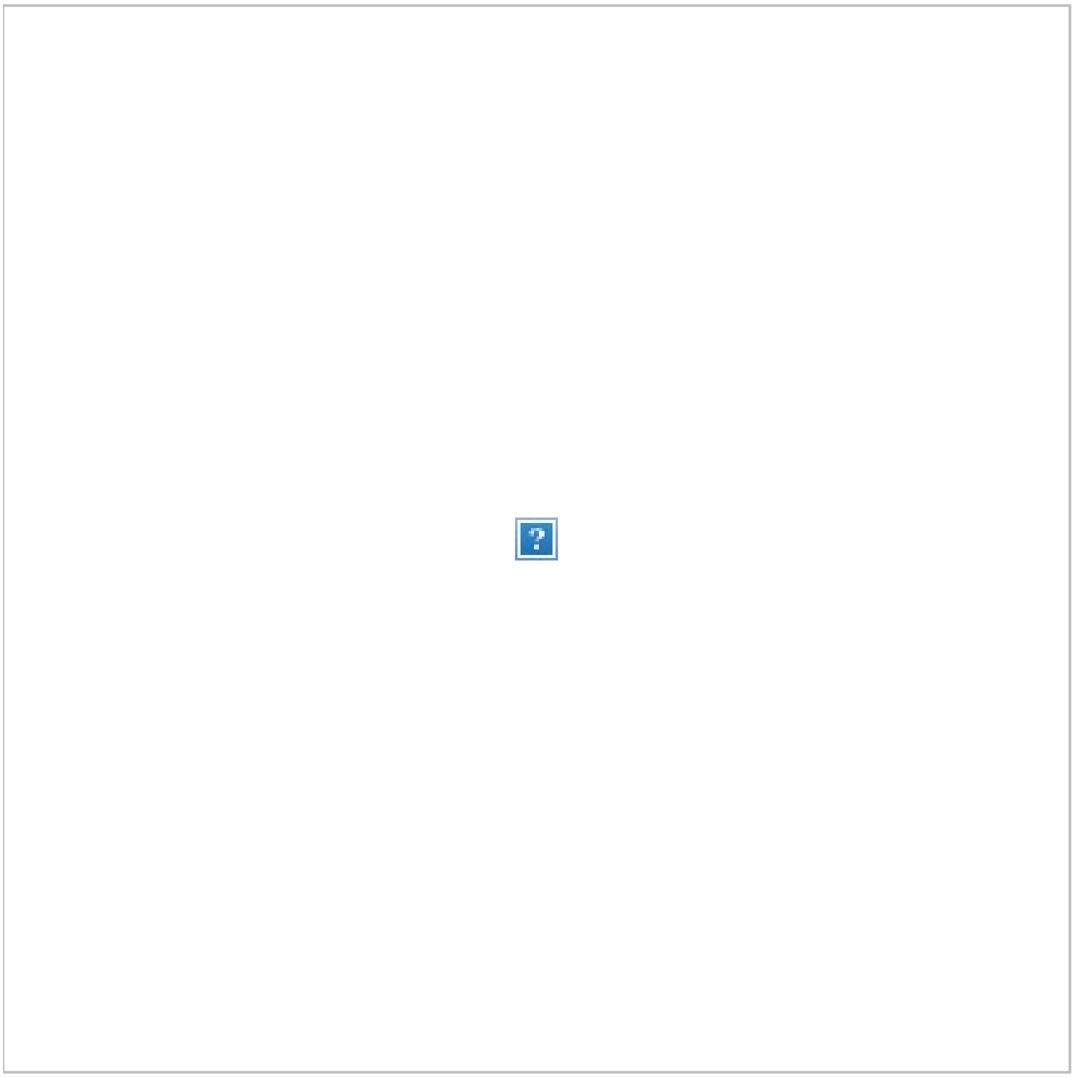
Zahlen:

```
-- s ist successor, z ist zero
c0 = λs. λz. z
c1 = λs. λz. s z
c2 = λs. λz. s (s z)
c3 = λs. λz. s (s (s z))
...
cn = λs. λz. s^n z
```

Nachfolgefuntkion succ:

```
succ = λn. λs. λz. s (n s z)
```

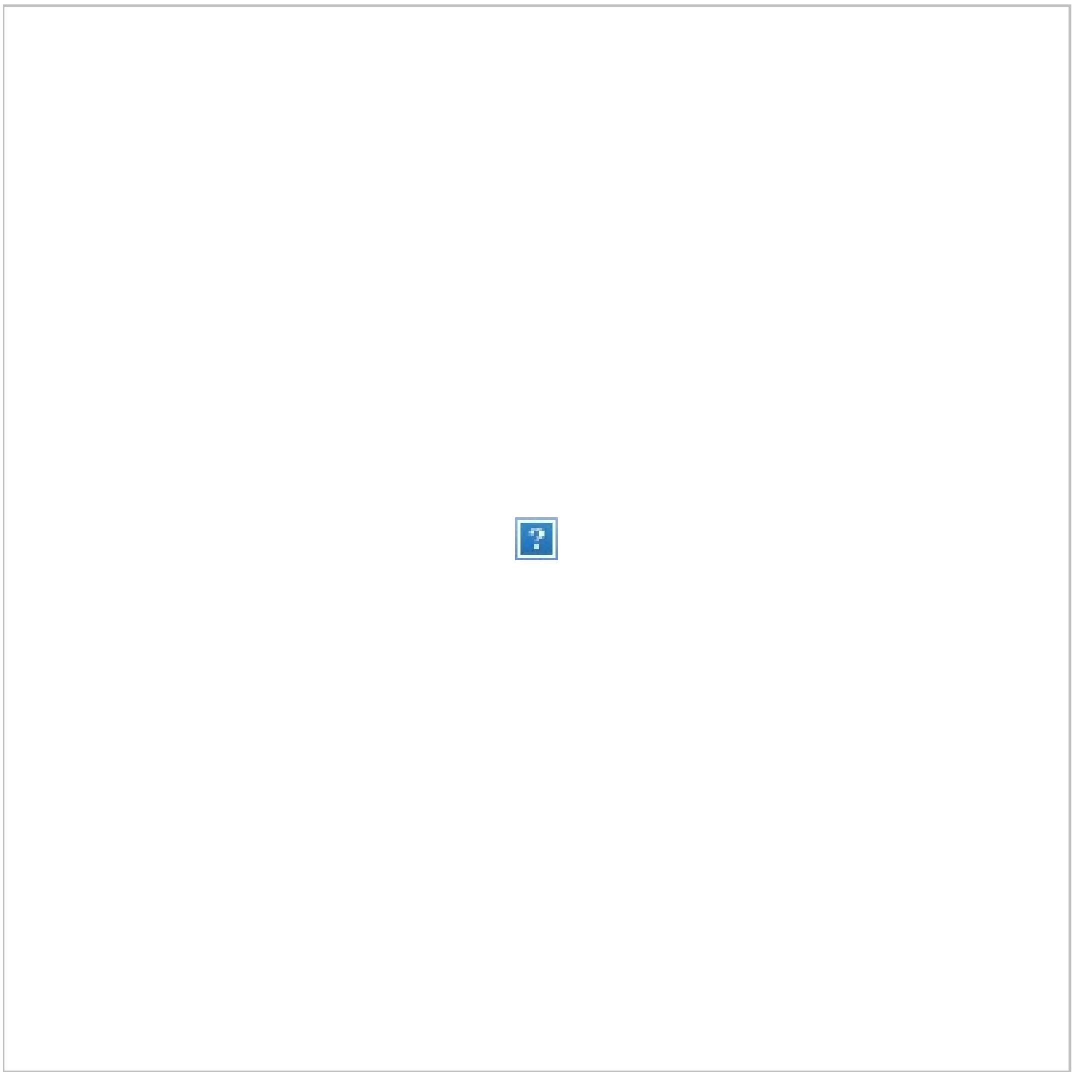
Bsp:



Weitere Funktionen:

```
-- n und m sind Church Zahlen
plus  =  λm. λn. λs. λz. m s (n s z)

times =  λm. λn. λs. n (m s)
      =η λm. λn. λs. λz. n (m s) z

exp   =  λm. λn. n m
      =η λm. λn. λs. λz. n m s z
```

Bsp:



Church Booleans [F324]:

```
True  <=> ctrue  = λt. λf. t
False <=> cfalse = λt. λf. f

if _ then _ else <=>  λa. a
```

Bsp:

Y Kombinator [F337]:

- Erzeugt rekursion im λ-Kalkül
- -> Untypisierte λ-Kalkül ist turing-mächtig
- -> Rekursive Definition ⇔ Fixpunkt des Funktionals

```
Y = λf. (λx. f (x x)) (λx. f (x x))

-- Y erzeugt Fixpunkt und sommit rekursion in f
Y f =>* f (Y f)
```

Church Rosser Satz:

- Der untypisierte λ-Kalkül ist konfluent:

  ```
  t ⇒* t1 und t ⇒* t2
  => ∃ t′: t1 ⇒* t′ und t2 ⇒* t′.
  => t' ist eindeutig
  ```

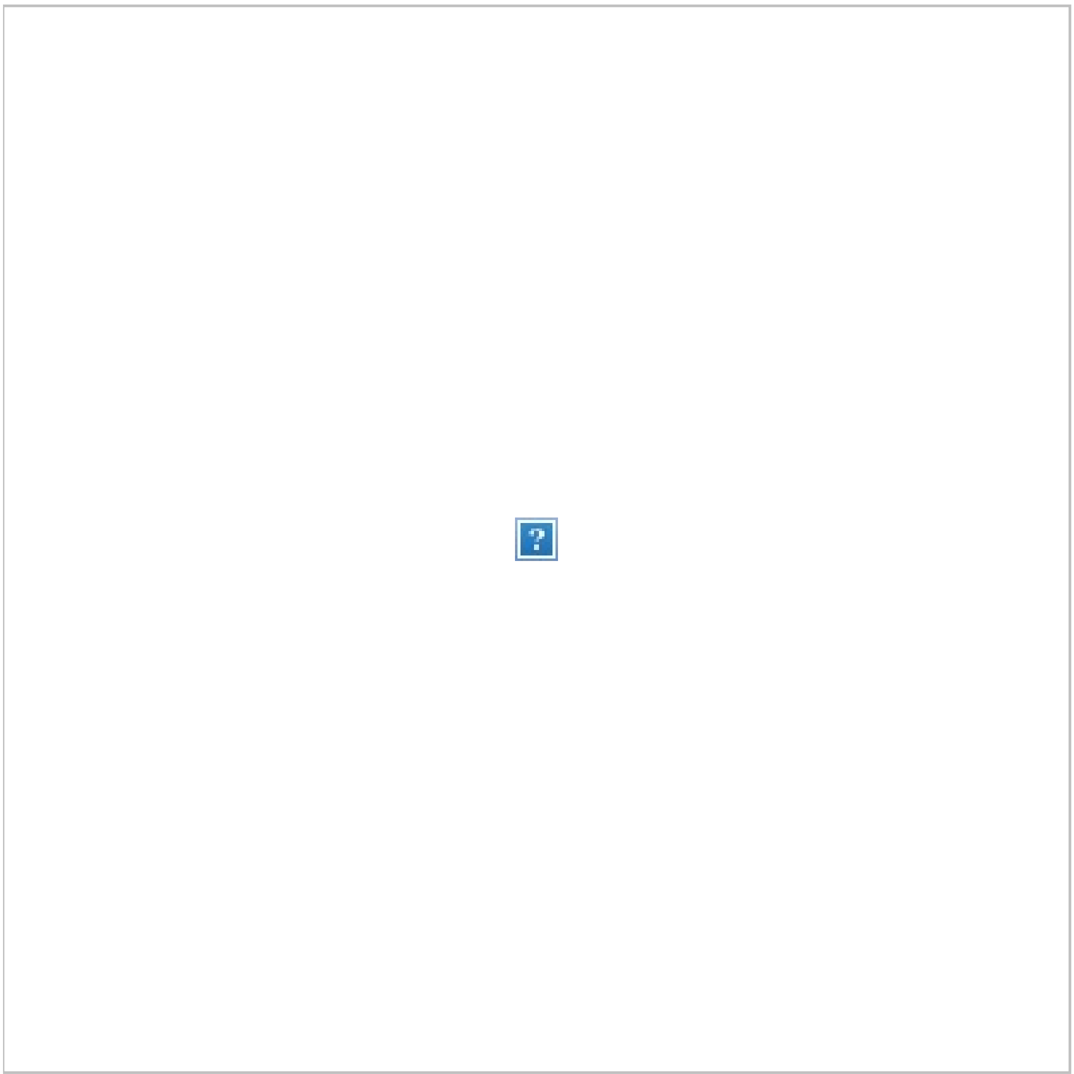
- Die Normalform eines λ-Terms t ist - sofern sie existiert - eindeutig.

Auswertung in Programmiersprachen [F343]:

Call by Name:

- Reduziere linkesten *äußersten* Redex
  - der nicht von einem λ umgeben ist
  - Intuition: Reduziere Argumente erst, wenn benötigt

Bsp:

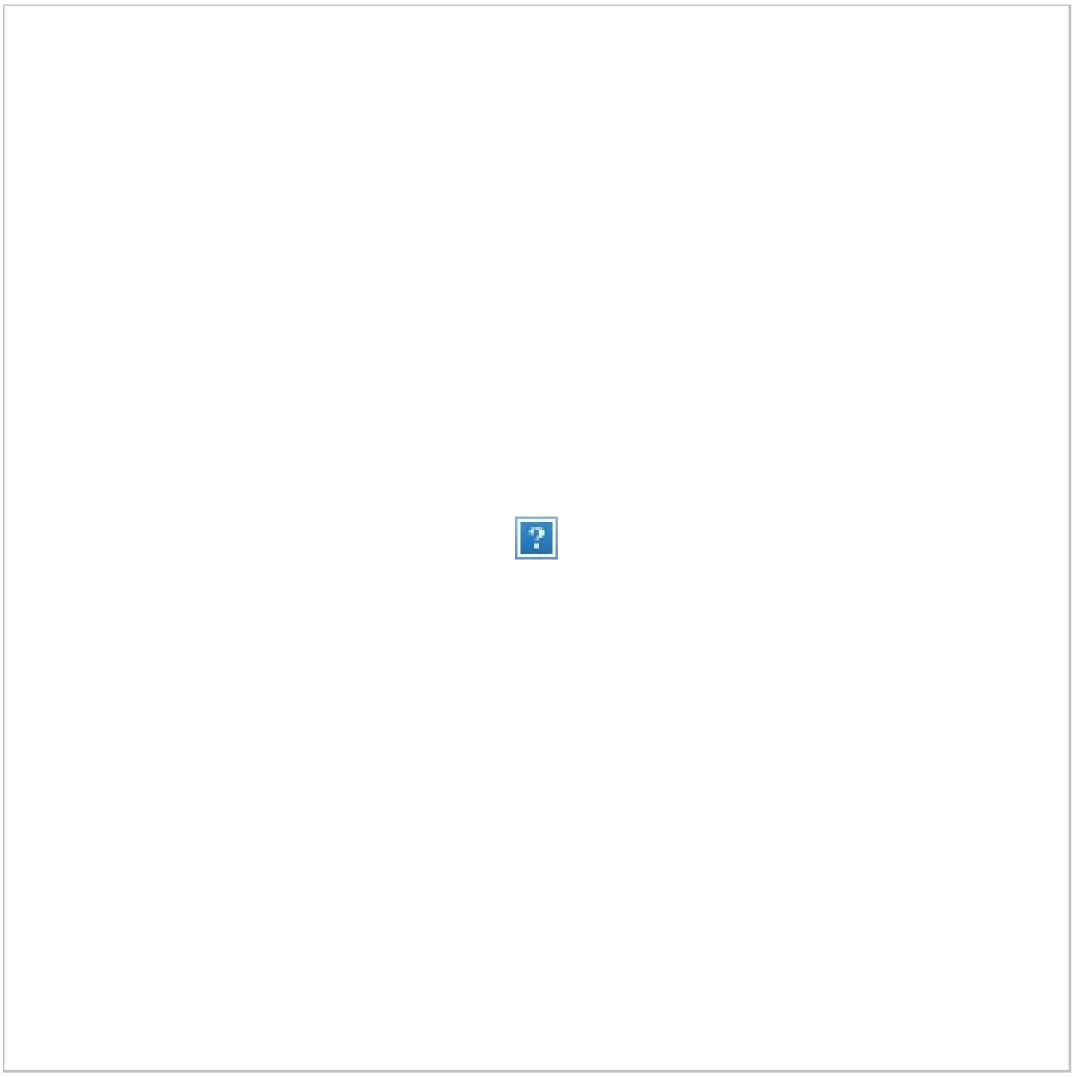


Haskell Lazy-Evaluation = call-by-name + sharing

Call by Value:

- Reduziere linkesten Redex
  - der nicht von einem λ umgeben ist
  - dessen Argument ein Wert ist

Bsp:



Arithmetik in Haskell: Auswertung by-value

Auswertungsstrategie vieler Sprachen: Java, C, ...

Wichtig:

- CBN und CBV werten nicht immer zur Normalform aus => terminieren nicht immer
- CBN terminiert öffters

Bsp:

CBN terminien:

CBV terminiert nicht:

Regelsysteme [F351]:

Syntaktische Herleitbarkeit:

- $a \vdash b$: b ist aus a *syntaktisch* herleitbar

Semantische Herleitbarkeit:

- $a \vDash b$: b ist aus a *semantisch* herleitbar

Bsp: $R \vDash \forall\ x\ y.\ x + y = y + x$

Korrektheit:

- Aus $\Psi \vdash \phi$ folgt $\Psi \vDash \phi$

Vollständigkeit:

- Aus $\Psi \vDash \phi$ folgt $\Psi \vdash \phi$.

Herleitungsbaum:

- Gezeigt wird: $(\forall x.\ Q \land P(x)) \rightarrow Q \land (\forall x.\ P(x))$

Typsystem [F362]:

Aber: Nicht alle sicheren Programme typisierbar

- Typsystem nicht vollständig bzgl. β-Reduktion
- Y nicht typisierbar

Typschemata & Polymorphismus

```
# valide instanziierungen:.
∀α. α → α ≽ int → int
∀α. α → α ≽ (int → int) → (int → int)
int ≽ int

# nicht valide instanziierungen:
α → α ≽! int → int
α ≽! bool
∀α. α → α ≽! bool
```

Prolog (Logische Programmierung)

Idee: Sehr gut geeignet für Such– und Constraintprobleme, weniger für Berechnungen

- Atome: beginnen mit Kleinbuchstaben
    - `hans, inge, fritz, fisch`
- Variablen: beginnen mit Großbuchstaben oder Unterstrich
    - `X, Y, _X, X1, Fisch`
- Funktor: Atom am Anfang eines zusammengesetzten Terms
    - `liebt` in `liebt(fritz,fisch)`
- Regeln [F413]:

  Beispiel: Wenn Inge X liebt und wenn X Fisch liebt, dann liebt Hugo X:

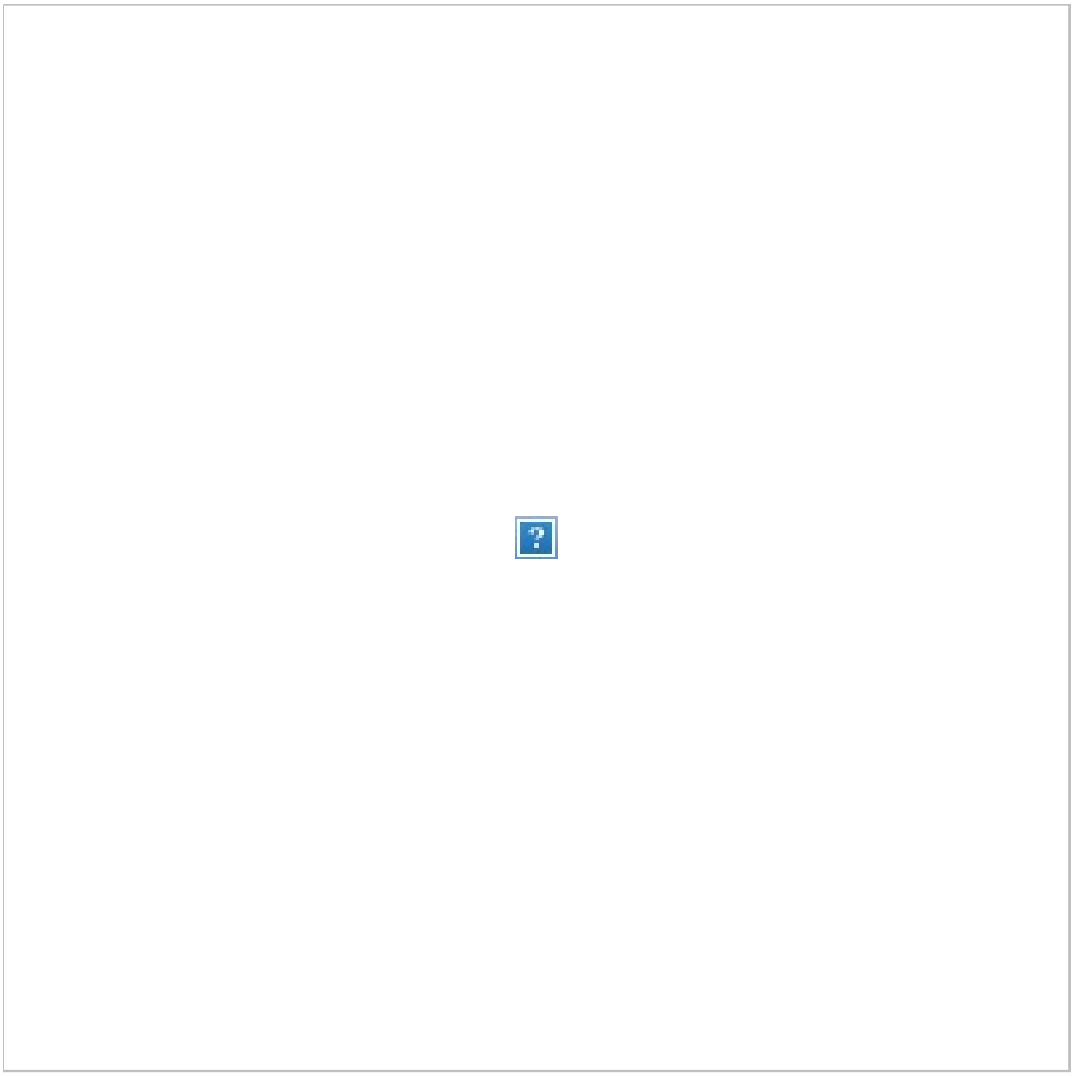
  ```
  liebt(hugo,X) :- liebt(inge,X),liebt(X,fisch).
  ```

- Prädikate: Eine Gruppe von Fakten/Regeln mit *gleichem Funktor* und *gleicher Argumentzahl* im Regelkopf heißt "Prozedur" oder "Prädikat"

Beispiel Prolog Programm: Gibt alle möglichen großeltern aus.

```
% father, mother, parent, grandparent sind Prädikate
grandparent(X,Y) :- parent(X,Z),parent(Z,Y).
parent(X,Y) :- mother(X,Y).
parent(X,Y) :- father(X,Y).

mother(inge,emil).
mother(inge,petra).
mother(petra,willi).
father(fritz,emil).
father(emil,kunibert).
```

Backtracking [F416]:



- Boxen: Teilziele, die noch nicht endgültig fehlgeschlagen sind
- In der Box: Substitution, die beim Unifizieren des Teilziels mit Regelkopf entstand
- Unterbäume der Box: Teilziele im Rumpf der verwendeten Regel Choice-Point: na¨chste zu probierende Regel bei Reerfu¨llungsversuch Im Beispiel: Regel 2 für grandparent(X,Y) (die aber nicht existiert) Optimierungen sowie der ”Cut“ (siehe Kapitel ”Cut“) entfernen Choicepoints, was sinnlose Reerfu¨llungsversuche verhindert
- *Choice-Point*: Nächste zu probierende Regel bei Reerfüllungsversuch
    - Im Beispiel: Regel 2 für grandparent(X,Y) (die aber nicht existiert)

Algorithmus informell:

1. Anlegen und erstmaliges Betreten der Box durch den call-Eingang beim ersten Aufruf des Teilziels
2. Falls keine passende Regel gefunden wird, wird die Box durch den fail-Ausgang verlassen und gelöscht.
3. Für eine passende Regel werden Kind-Boxen für Teilziele im Regelrumpf angelegt. Die Box wird durch den success-Ausgang verlassen. Dieser verweist auf den call-Eingang der ersten Kindbox.

4. Falls keine Kinder existieren (Fakt), verweist success auf den call–Eingang des nächsten Teilziels.

5. Der fail–Ausgang verweist auf den redo–Eingang des vorherigen Teilziels.

6. Wird eine Box durch den redo–Eingang betreten, werden mit Hilfe des Choice Points weitere anwendbare Regeln gesucht. Falls kein Choice Point existiert, wird die Box durch fail verlassen.

7. Der fail–Ausgang der obersten/ersten Box erzeugt die Ausgabe no.

8. Der success–Ausgang der rechtest–untersten/letzten Box gibt Substitution aus. Falls der Benutzer alternative Lösungen anfordert, wird die Box durch redo wieder betreten.

Listen [F444]:

```
[X|Y] ≡ '.'(X,Y)

[Z1, Z2,..., Zn] ≡ [Z1 | [Z2 | [...[Zn | []]. . .]]]

?[X|Y] = [1,2,3].
⇒ X = 1, Y = [2, 3].
```

- X ist das erste Element der Liste (head)
- Y ist der Rest der Liste (tail)

Unifikation [F447]:

Idee:

- Finde Werte/Terme für Variablen, sodass zwei Terme gleich werden
- Terme sind intern als Bäume dargestellt; Listen sind Terme!

Cut [F481]:

Idee: Ermöglicht die Beeinflussung des Backtrackings und das Abschneiden von Teilen des Ausführungsbaums.

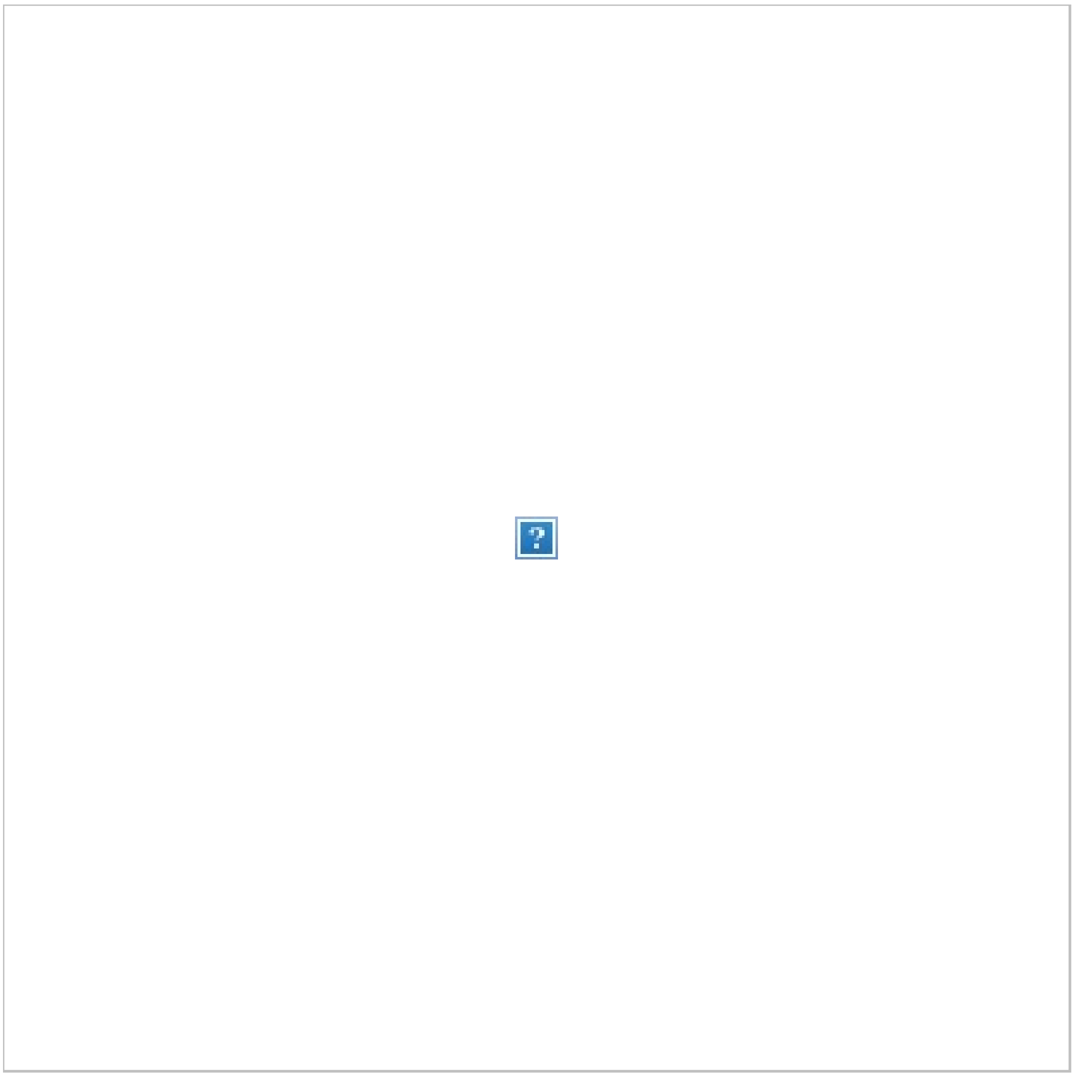
Syntax: !

Arten an Cuts:

- Blaue Cut: beeinflußt weder Programmlaufzeit, noch verhalten
- Grüner Cut: beeinflußt Programmlaufzeit, aber nicht verhalten
- Roter Cut: beeinflußt das Programmverhalten

Unifikation [F519]:

Idee: Finde most general unifier (mgu)



- Fall 1: $\alpha 1 = \alpha 1$
- Fall 2: Substitution von Term aus c (bsp: $\alpha 1 = \alpha 2 \rightarrow \alpha 3$) in c' (bsp: $\alpha 1$)
- Fall 3: Wie Fall 2, nur verdreht
- Fall 4: Falls $\alpha 1 \rightarrow \alpha 2 = \alpha 3 \rightarrow \alpha 4 \rightarrow \alpha 5$ dann mache daraus $\alpha 1 = \alpha 3$, $\alpha 2 = \alpha 4 \rightarrow \alpha 5$

Resolutionsprinzip [F553]:

Korrektheit:

- Die Resolutionsregel ist korrekt, d.h.: kann das ursprüngliche Ziel (τ;δ) durch mehrfache Anwendung der Resolutionsregel in (ε;γ) überführt werden, so ist γ(τ) eine logische Konsequenz aus den Fakten und Regeln. Formal:
- Formal: $P \vdash \tau 1, ..., \tau n \Rightarrow P \; \gamma(\tau 1, ..., \tau n)$

Vollständigkeit:

- Die Resolutionsregel ist vollständig, d.h. jede Zielliste τ1,...,τn, die eine logische Konsequenz der Fakten und Regeln ist, lässt sich durch Resolution zur leeren Zielliste reduzieren.
- Formal: $P \vDash \tau 1, ..., \tau n \Rightarrow P \vdash \tau 1, ..., \tau n$

-> Prolog ist nicht vollständig, da Resolutionsregel nicht deterministisch ist, Prolog aber schon

Memory Management [F646j];

C:

volatile:

- Always fetch value from main memory
- No registers, no optimization
- Useful if variable is accessed outside the user program control (e.g. I/O buffers

extern:

- variable defined so that it can be used in another file

```
// File 1
extern int global_variable;  /* Declaration of the variable */

// File 2
int global_variable = 37;    /* Definition checked against declaration */
```

static:

- A static variable inside a function keeps its value between invocations.
- A static global variable or a function is "seen" only in the file it's declared in.

register:

- It's a hint to the compiler that the variable will be heavily used and that you recommend it be kept in a processor register if possible.

auto:

- `auto` is a modifier like `static`. It defines the storage class of a variable. However, since the default for local variables is `auto`, you don't normally need to manually specify it.

typedef:

- Defines a new type.

```
typedef unsigned char BYTE;

// BYTE is now defined as an unsigned char
```

C++:

asm:

- C++ inline assembler

explicit:

- prohibits automatic conversions

friend:

- grants access to private and protected class members

inline:

- function is directly inserted into calling code

mutable:

- allows a data member of a const object to be modified

operator:

- creates overloaded operator functions

virtual:

- allows member functions to be overridden by a derived class

Java:

Parallel Programming [F620]:

Task parallelism: functional decomposition

- Define tasks that can be executed in parallel
- Tasks should be as independent as possible

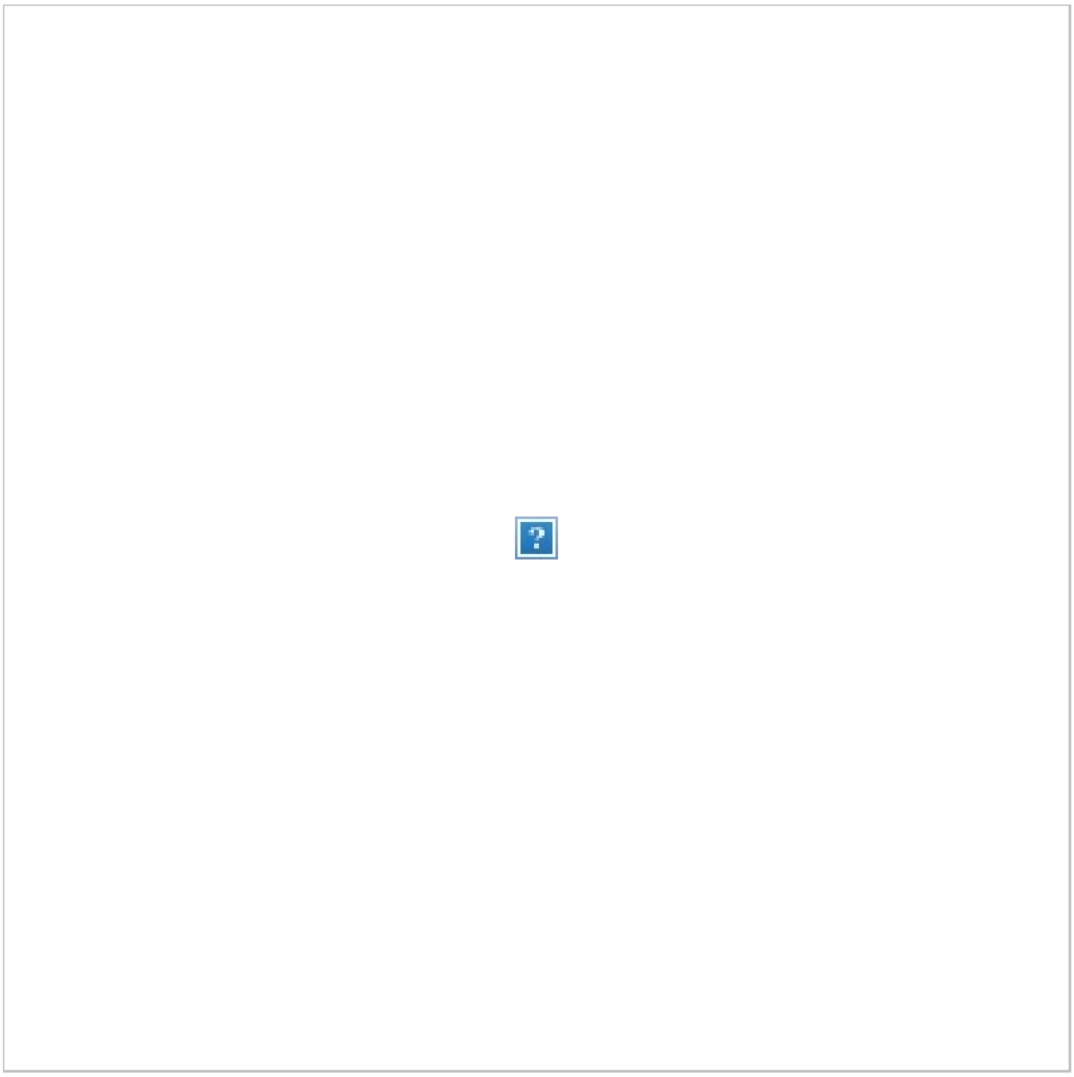
Data parallelism: data decomposition

- Partition the data on which the same operation is executed in parallel
- Tasks should be able to work on the partitions as indepdently as possible

MPI [F668]:

Idee: MPI allows communication between processes via messages (also across computers)

- Process j knows the total number N of processes and its individual rank R
- Processes communicate via so-called
  communicators („contexts“)
- SIMD: Single instruction multiple data (same program is started on all nodes)

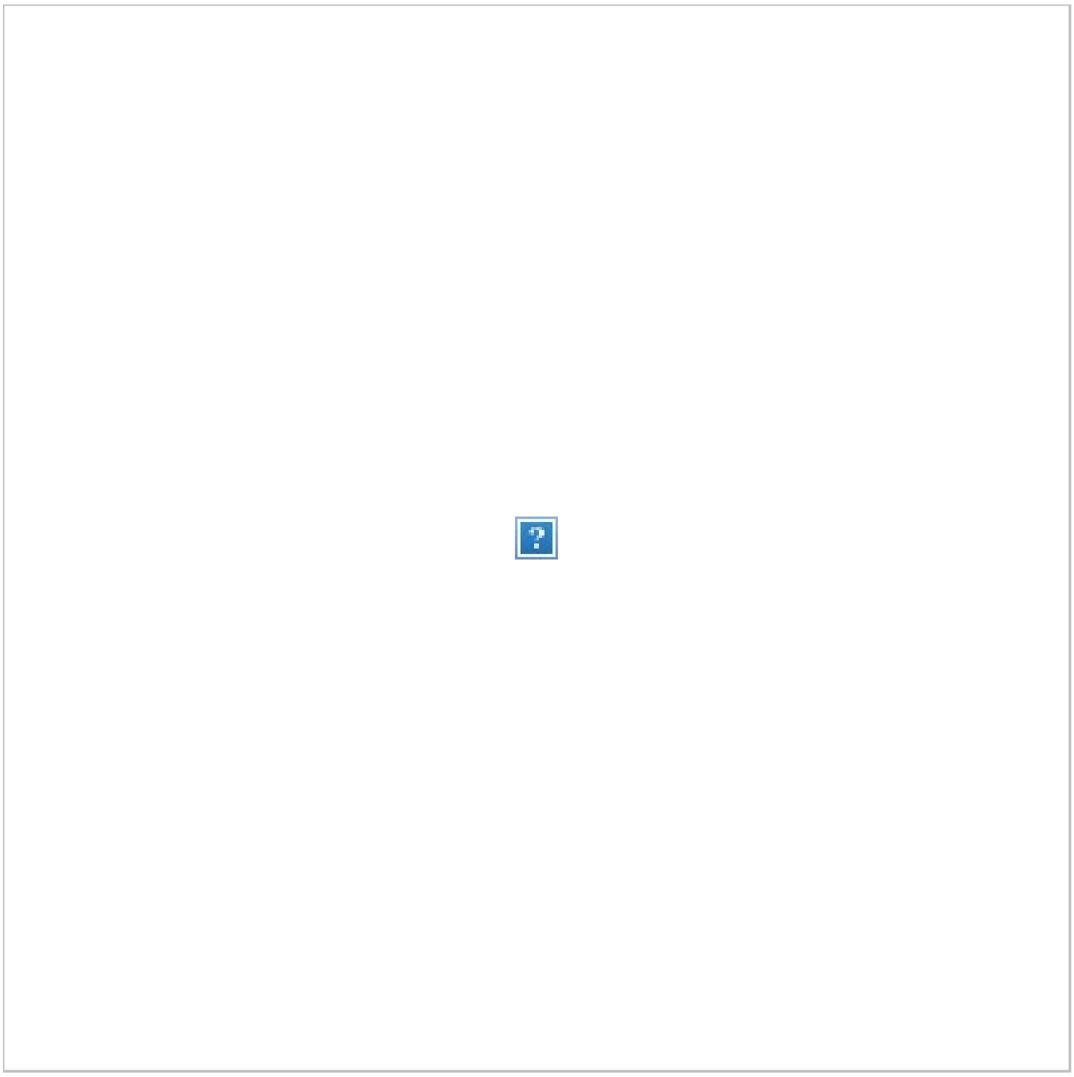


Messaging with `MPI_Send` and `MPI_Recv`:

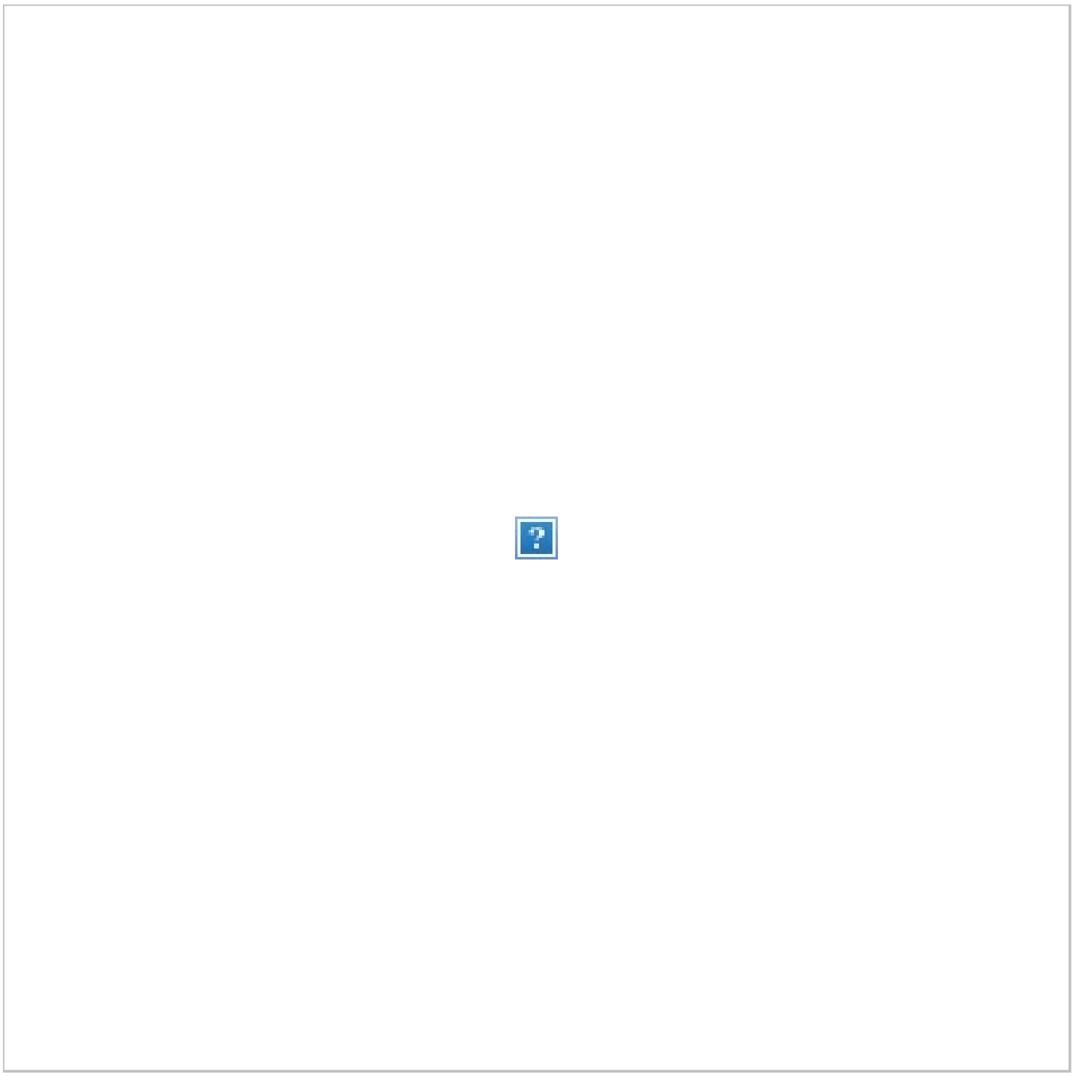
- both are blocking and asynchronous
- `MPI_Send` blocks until the message buffer can be reused
- `MPI_Recv` blocks until message is received in the buffer *completely*
- MPI_Sendrecv is blocking, sends and recieves

Communication modes:

- Standard: send completed does not necessarily mean that matching receive has started
- Buffered: space must be allocated explicitly by user herself
- Synchronous: same as standard, but non-local because
- Ready: send may be started only once a matching receive has been posted (otherwise, sending is erroneous and has an undefined outcome)



Parallelität in Java [F709]



A deadlock can only occur iff all four Coffman conditions hold:

1. Mutual exclusion: Only one thread can use an unshareable resource at one point of time. Further threads that need the resource have to wait.
2. Hold and wait: A thread that already holds a resource requests access to additional resources (and must potentially wait for them).
3. No preemption: A resource can only be released by the thread that holds it. Releasing a resource cannot be enforced from outside.
4. Circular wait: A circular dependency between threads holding and requesting resources must exist. For threads t1,..., tn, each thread ti waits for a resource t(i+1) mod n is holding.

A deadlock can be avoided by avoiding at least one of the conditions

Scala [F]

Traits:

Similar to Java interfaces / abstract classes. Cannot be instantiated.

Actor Model [F761]

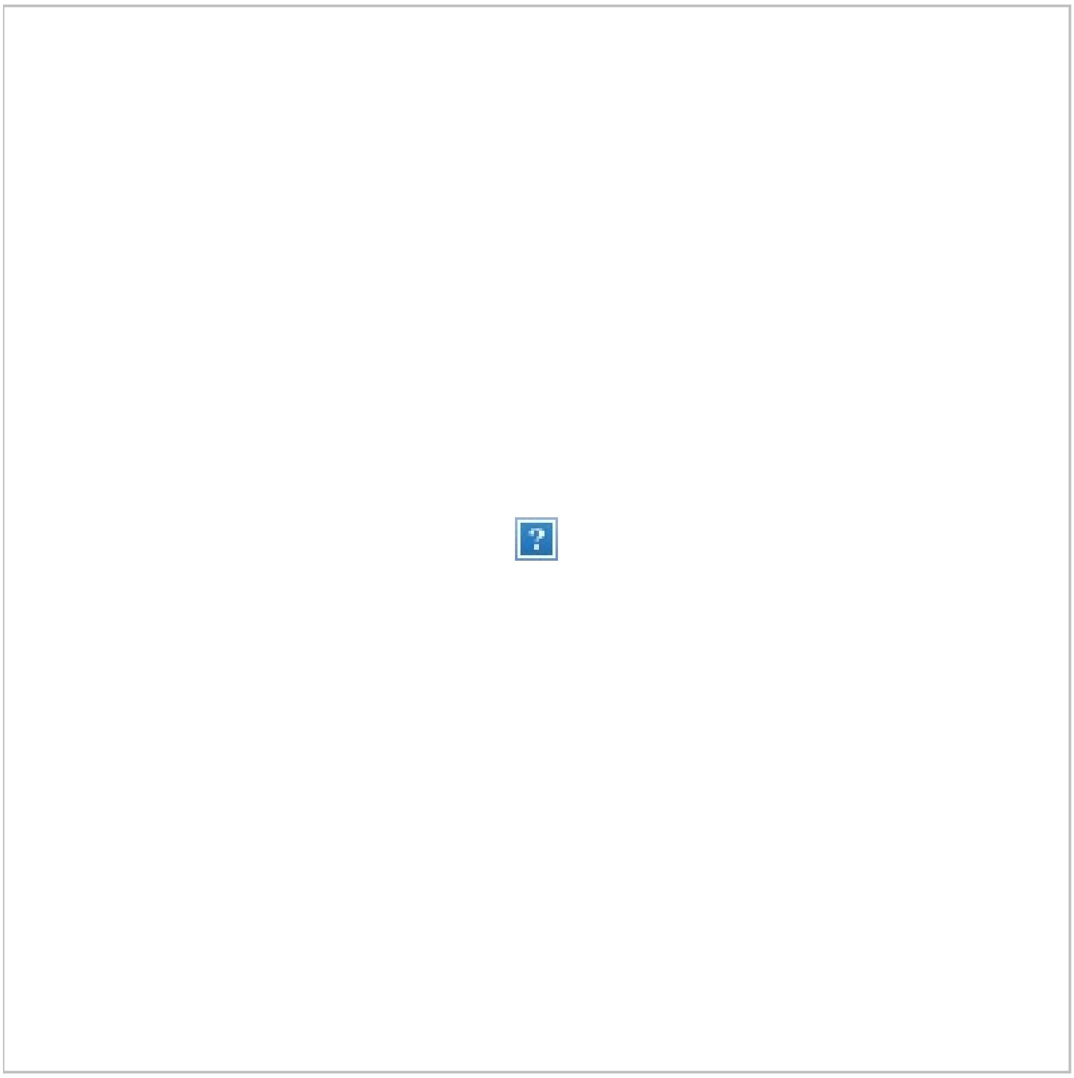
Idee: The actor model is a conceptual, computational model for concurrent computation without locks and with asynchronous calls

Actor:

- Everything is an actor
- Actors cannot access and modify the local state of other actors
- Actors keep the mutable state internal and communicate only via messages
- Actor creates new (child) actor and becomes its supervisor
    - delegates work to child
    - can restart child if it crahes

Messages:

- Delivered using address
- Messages sent asynchronously and stored in a mailbox of receiving actor
- Messages are processed sequentially



AKKA [F771]

Actor in Scala:

```java
/**
 * Define a new actor
 */
public class HelloWorldActor extends UntypedActor {
    @Override
    public void onReceive(Object message) {
        if (message.equals("printHello")) {
            System.out.println("Hello World! ");
        } else {
            unhandled(message);
        }
    }
}

public static void main(String[] args) {
    // Create the actor
    ActorSystem actorSystem = ActorSystem.create("MySystem");
    ActorRef helloWorldActor = actorSystem.actorOf(
        Props.create(HelloWorldActor.class));

    // send a hello message
    helloWorldActor.tell("printHello", ActorRef.noSender())
    actorSystem.terminate();
} }
```

Full Ping pong Example:

```
/* Ping class, send a 'Ping' to pong */
class Ping(count: int, pong: Actor) extends Actor {
  def act() {
    var pingsLeft = count - 1
    pong ! Ping
    while (true) {
      receive {
        case Pong =>
          if (pingsLeft % 1000 == 0)
            Console.println("Ping: pong")
          if (pingsLeft > 0) {
            pong ! Ping
            pingsLeft -= 1
          } else {
            Console.println("Ping: stop")
            pong ! Stop
            exit()
          }
      }
    }
  }
}

/* Pong class, answer with a 'Pong' when a 'Ping' comes in */
class Pong extends Actor {
  def act() {
    var pongCount = 0
    while (true) {
      receive {
        case Ping =>
          if (pongCount % 1000 == 0)
            Console.println("Pong: ping "+pongCount)
          sender ! Pong
          pongCount = pongCount + 1
        case Stop =>
          Console.println("Pong: stop")
          exit()
      }
    }
  }
}

/* Run it */
object pingpong extends Application {
  val pong = new Pong
  val ping = new Ping(100000, pong)
  ping.start
  pong.start
}
```

Design by Contract

Hoare-Triple:

Idea: A formal system for checking semantic correctness

Form of a Hoare-Triple:

- P: precondition
- C: series of statements
- Q: postcondition

Semantics: If P is true before the execution of C, then Q is true after executing C.

Contracts

Method: Has to specify precondition and postcondition.

Languages that support desing by contract:

- Eiffel: `require` and ensure constructs
- Java: `assert` statements at the beginning and end of a method
- OCL: pre- and postconditions in the context of a method
- JML: Specialized Java comments with `@requires` and `@ensures` statements

Compilerbau [F855]

Schritte der Übersetztung:

1. Lexikalische Analyse:
    - Zeichensequenz in Tokens übertragen
    - Bezeichenern in Stringtabelle sammeln
2. Syntaktische Analyse:
    - Tokens zu abstraktem Syntaxbaum zusammensetzen
    - Validierung mit kontextfreier Sprache
3. Semantische Analyse:
    - Attribute zu Syntaxbaum hinzufügen
    - Deklarationen, Referenzzen und Typen validieren
    - Konsistenz der Programmiersprache prüfen
4. Zwischencodegeneration:
    - Übertragen in unabhängige Zwischensprache
    - Optimierungen
        - Konstanten falten, Variablenwerte einsetzen, Code verschieben, doppelte Blöcke entfernen, Inlining, ...
5. Codegeneration:

- Code in Zielsprache bringen
- Maschinenspezifische Codeauswahl, Scheduling, Registerwahl

Syntaktische Analyse

LL

RR

SLL(k) Eigenschaft:

`Firstk (Followk (A)) ∩ Firstk ( Followk (A)) = ;`

Semantische Analyse

Symboltabelle

AST

Java Byte Code [F930]

Stackbasierter Bytecode

Activation Records:

- ein stack frame, bei jedem Methodenaufruf neuen AR anlegen, wird bei Rückkehr wieder entfernt
- enthalten die lokalen Variablen einer Methode

Codeerzeugung [F957]

Umgekehrte polnische Notation (UPN):

- Schreibweise für Ausdrücke, bei der zuerst die Operanden und dann die auszuführende Operation angegeben wird.
- Eindeutig, auch ohne Pra¨zedenzen und Klammern
- UPN-Reihenfolge entspricht Bytecode-Befehlsreihenfolge

Bsp:

```
7 * 4         in UPN: 7 4 *
a = a + 1     in UPN: a a 1 + =
2 * (2 + 3)   in UPN: 2 2 3 + *
5 + y + 3 * 5 in UPN: 5 y + 3 5 * +
```

Negation: Kein zusätzlicher Bytecode Befehl not, sondern: Vertauschung der Sprungziele