Propa Review

<!-- @import "[TOC]" {cmd="toc" depthFrom=1 depthTo=6 orderedList=false} -->
<!-- code_chunk_output -->

<!-- /code_chunk_output -->

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 **Extensionalitätsprinzip**

Unterversorgung Bsp:

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

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

Extensionalitätsprinzip:

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

(hintere Form heißt punktweise Definition)

let, where & Bindung [F79]

```haskell
-- | 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:

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

-- Aufsteigend unendlich
[1..]

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

- Repräsentiert als zyklische Graphen

<img src="img/lazyness-graph.png" width="200">

Bsp:

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

Typen [F131]

Typdeklaration:

```haskell
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:

```
-- | 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:

```
-- | 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:

```
-- | 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:

<img src="img/typklassen.png" width="200">

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.

<img src="img/eta-equivalency.png" width="400">

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:

<img src="img/church-succ.png" width="400">

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:

<img src="img/church-add.png" width="400">

Church Booleans [F324]:

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

if _ then _ else <=>  λa. a
```

Bsp:

<img src="img/church-bools.png" width="400">

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:

<img src="img/callbyname.png" width="400">

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:

<img src="img/callbyvalue.png" width="400">

Arithmetik in Haskell: Auswertung by-value

Auswertungsstrategie vieler Sprachen: Java, C, ...

Wichtig:

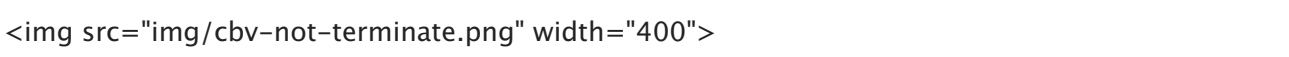
- CBN und CBV werten nicht immer zur Normalform aus => terminieren nicht immer
- CBN terminiert öffters

Bsp:

CBN terminien:

<img src="img/cbn-terminate.png" width="400">

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:

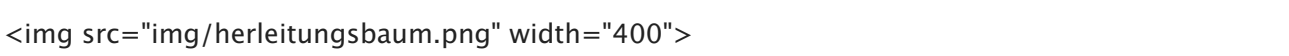
- Aus $\Psi \vdash \phi$ folgt $\Psi \vDash \phi$

Vollständigkeit:

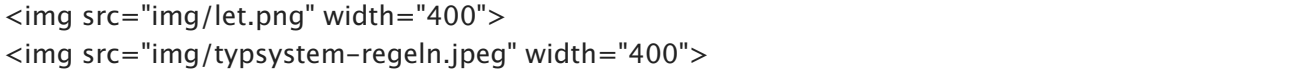
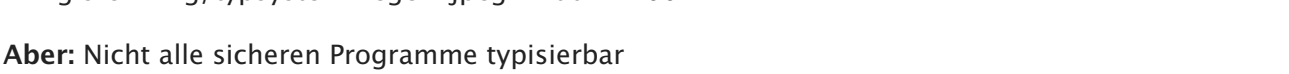
- Aus $\Psi \vDash \phi$ folgt $\Psi \vdash \phi$.

Herleitungsbaum:

- Gezeigt wird: $(\forall x.\ Q \wedge P(x)) \to Q \wedge (\forall x.\ P(x))$



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]:

<img src="img/prolog-kasten.png" width="400">

- 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 na¨chsten 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 Lo¨sungen 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)

<img src="img/robinson.png" width="400">

- Fall 1: $a1 = a1$
- Fall 2: Substitution von Term aus c (bsp: $a1 = a2 \rightarrow a3$) in c' (bsp: $a1$)
- Fall 3: Wie Fall 2, nur verdreht
- Fall 4: Falls $a1 \rightarrow a2 = a3 \rightarrow a4 \rightarrow a5$ dann mache daraus $a1 = a3, a2 = a4 \rightarrow a5$

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: $P \vdash \tau1,...,\tau n \Rightarrow P\ \gamma(\tau1,...,\tau n)$

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: $P \vDash \tau1,..., \tau n \Rightarrow P \vdash \tau1,...,\tau n$

-> 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)

<img src="img/mpi-hw.png" width="400">

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)

<img src="img/mpi-distribute.png" width="400">

Parallelität in Java [F709]

<img src="img/callable+future.png" width="400">

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

<img src="img/actor-model.png" width="400">

AKKA [F771]

Actor in Scala:

```
/**
 * 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:

$Firstk\ (Followk\ (A)) \cap Firstk\ (\ Followk\ (A)) = ;$

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