Reaktive Programmierung
Vorlesung 1 vom 19.04.2022
Was ist Reaktive Programmierung?

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Organisatorisches

- Vorlesung: Di 12-14, MZH 1470
- Übung: Mi 12-14, MZH 1110 (nach Bedarf)
- Webseite: `www.informatik.uni-bremen.de/~cxl/lehre/rp.ss22`
- Scheinkriterien:
  - Voraussichtlich 6 Übungsblätter
  - Alle bearbeitet, insgesamt 40% (Notenspiegel PI3)
  - Übungsgruppen 2 – 4 Mitglieder
  - **Danach**: Fachgespräch **oder** Modulprüfung

Warum Reaktive Programmierung?

Herkömmliche Sprachen:

- PHP, JavaScript, Ruby, Python
- C, C++, Java

Eigenschaften:

- **Imperativ** und **prozedural**
- **Sequentiell**

Zugrundeliegendes Paradigma:

Warum Reaktive Programmierung?

Herkömmliche Sprachen:

- PHP, JavaScript, Ruby, Python
- C, C++, Java

Eigenschaften:

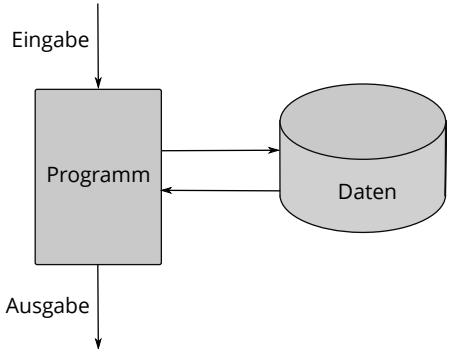
- **Imperativ** und **prozedural**
- **Sequentiell**

Zugrundeliegendes Paradigma:

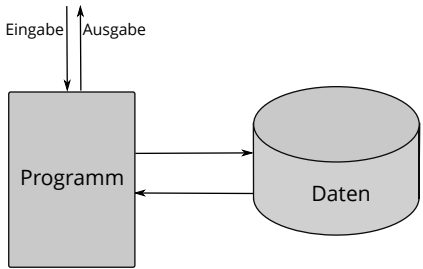
. . . aber die Welt ändert sich:

- Das **Netz** verbindet Rechner
- Selbst eingebettete Systeme sind vernetzt (Auto: ca. 130 Proz.)
- Mikroprozessoren sind **mehrkernig**
- Systeme sind **eingebettet**, **nebenläufig**, **reagieren** auf ihre Umwelt.

Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz

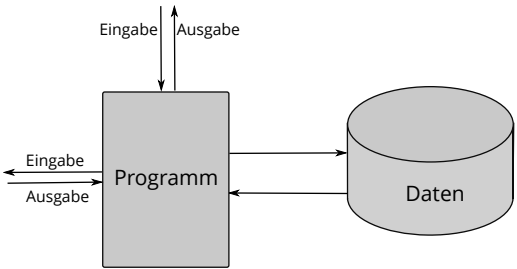


Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz



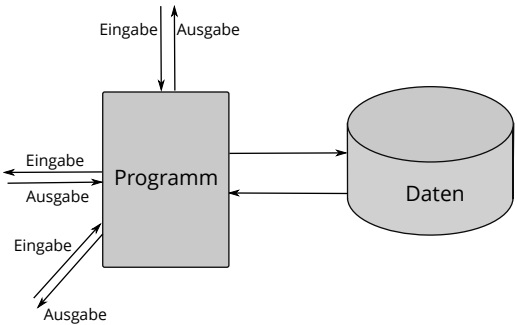
- Problem: **Nebenläufigkeit**

Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz



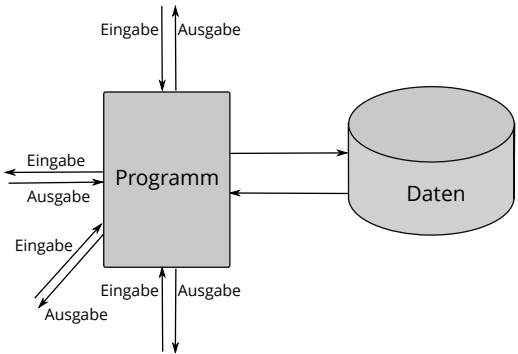
- Problem: **Nebenläufigkeit**

Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz



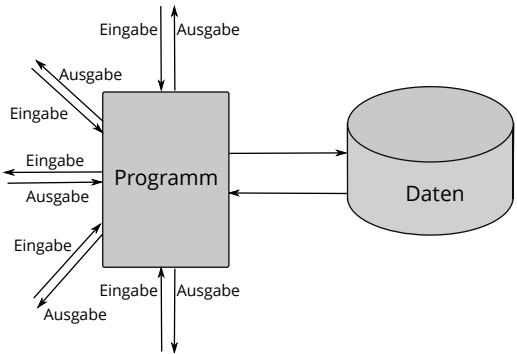
- Problem: **Nebenläufigkeit**
- Nebenläufigkeit verursacht **Synchronisationsprobleme**

Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz



- Problem: **Nebenläufigkeit**
- Nebenläufigkeit verursacht **Synchronisationsprobleme**
- Behandlung:
  - Callbacks (JavaScript, PHP)
  - Events (Java)
  - Global Locks (Python, Ruby)
  - Programmiersprachenkonstrukte: Locks, Semaphoren, Monitore

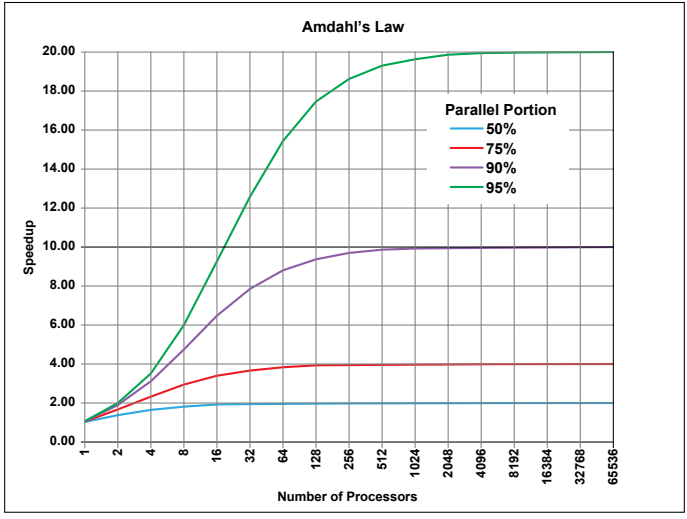
Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz



- Problem: **Nebenläufigkeit**
- Nebenläufigkeit verursacht **Synchronisationsprobleme**
- Behandlung:
  - Callbacks (JavaScript, PHP)
  - Events (Java)
  - Global Locks (Python, Ruby)
  - Programmiersprachenkonstrukte: Locks, Semaphoren, Monitore

Amdahl's Law

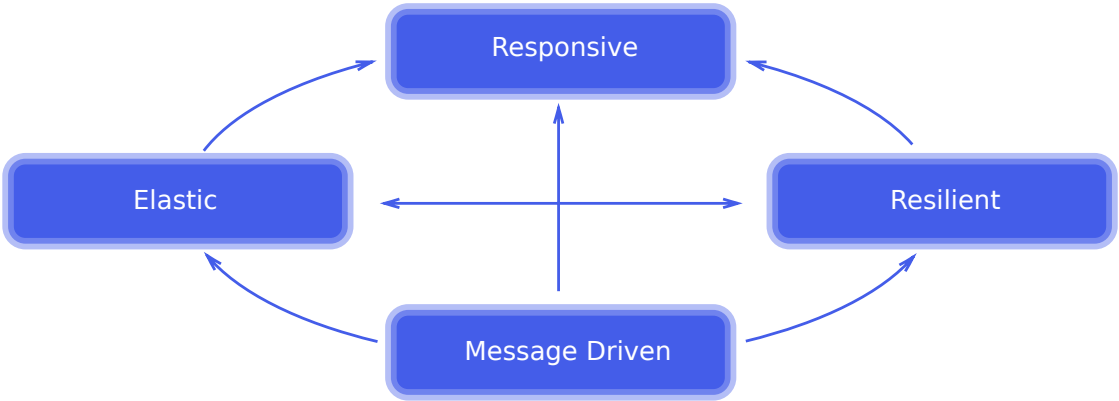
"The speedup of a program using multiple processors in parallel computing is limited by the sequential fraction of the program. For example, if 95% of the program can be parallelized, the theoretical maximum speedup using parallel computing would be 20× as shown in the diagram, no matter how many processors are used."



Quelle: Wikipedia

The Reactive Manifesto

- `http://www.reactivemanifesto.org/`

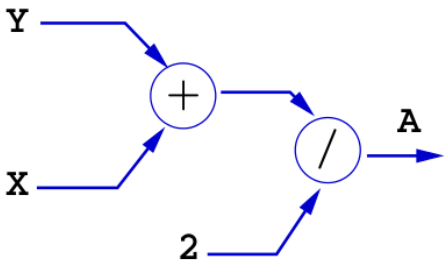


Was ist Reaktive Programmierung?

- Imperative Programmierung: Zustandsübergang
- Prozedural und OO: Verkapselter Zustand
- Funktionale Programmierung: Abbildung (mathematische Funktion)
- **Reaktive** Programmierung:
  1. **Datenabhängigkeit**
  2. **Reaktiv** = funktional + nebenläufig

Datenflusssprachen (data flow languages)

- Frühe Sprachen: VAL, SISAL, ID, LUCID (1980/1990)
- Heutige Sprachen: Esterel, Lustre (Gérard Berry, Verimag)
  - Keine **Zuweisungen**, sondern **Datenfluss**
  - **Synchron:** alle Aktionen ohne Zeitverzug
  - Verwendung in der Luftfahrtindustrie (Airbus)




```
node Average(X, Y : int)
returns (A : int);
let
   A = (X + Y) / 2 ;
tel
```

Struktur der VL

- **Kernkonzepte** in Scala und Haskell:
  - Nebenläufigkeit: Futures, Aktoren, Reaktive Ströme
  - FFP: Bidirektionale und Meta-Programmierung, FRP, sexy types
  - Robustheit: Eventual Consistency, Entwurfsmuster
- Bilingualer **Übungsbetrieb** und **Vorlesung**
  - Kein Scala-Programmierkurs
  - Erlernen von Scala ist nützlicher Seiteneffekt

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

I. Rückblick Haskell

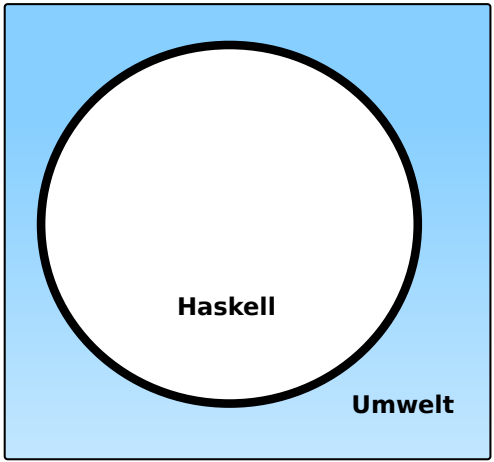
Rückblick Haskell

- Definition von Funktionen:
  - lokale Definitionen mit `let` und `where`
  - Fallunterscheidung und guarded equations
  - Abseitsregel
  - Funktionen höherer Ordnung
- Typen:
  - Basisdatentypen: `Int`, `Integer`, `Rational`, `Double`, `Char`, `Bool`
  - Strukturierte Datentypen: $[\alpha]$, (α, β)
  - Algebraische Datentypen: `data Maybe` α `= Just` α `| Nothing`

Rückblick Haskell

- Nichtstriktheit und verzögerte Auswertung
- Strukturierung:
  - Abstrakte Datentypen
  - Module
  - Typklassen

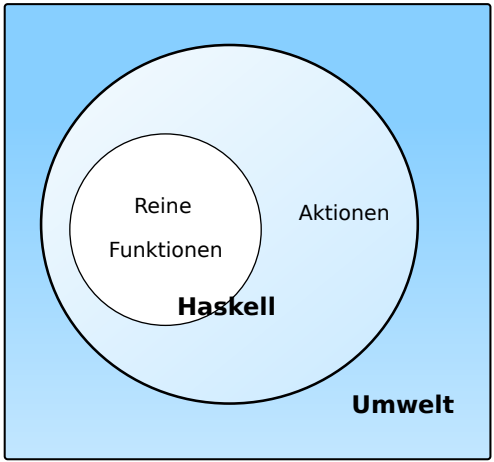
Ein- und Ausgabe in Haskell



Problem:

- Funktionen mit Seiteneffekten nicht referentiell transparent.
- `readString` :: ...→`String` ??

Ein- und Ausgabe in Haskell



Problem:

- Funktionen mit Seiteneffekten nicht referentiell transparent.
- `readString` :: ...→`String` ??

Lösung:

- Seiteneffekte am Typ erkennbar
- Aktionen können nur mit Aktionen komponiert werden
- „einmal Aktion, immer Aktion“

Aktionen als abstrakter Datentyp

- ADT mit Operationen Komposition und Lifting
- Signatur:

```
type IO α

(>>=)  :: IO α → (α→ IO β) → IO β

return :: α→ IO α
```

- Plus **elementare** Operationen (lesen, schreiben etc)

Elementare Aktionen

- Zeile von `stdin` lesen:

```
getLine  :: IO String
```

- Zeichenkette auf `stdout` ausgeben:

```
putStr   :: String→ IO ()
```

- Zeichenkette mit Zeilenvorschub ausgeben:

```
putStrLn :: String→ IO ()
```

Die do-Notation

- Syntaktischer Zucker für `IO`:

```
echo =
  getLine
  >>= λs→ putStrLn s
  >> echo
```

$\Longleftrightarrow$

```
echo = do
  s← getLine
  putStrLn s
  echo
```

  - Rechts sind $\gg=$, $\gg$ implizit.

- Es gilt die **Abseitsregel**.
  - Einrückung der ersten Anweisung nach `do` bestimmt Abseits.

II. Zustandsabhängige Berechnungen

Funktionen mit Zustand

- Idee: Seiteneffekt **explizit** machen
- Funktion $f : A \to B$ mit Seiteneffekt in **Zustand** S:

$$f : A \times S \to B \times S$$
$$\cong$$
$$f : A \to S \to B \times S$$

- Datentyp: $S \to B \times S$
- Komposition: Funktionskomposition und `uncurry`

```
curry   :: ((α, β) → γ) → α → β → γ
uncurry :: (α → β → γ) → (α, β) → γ
```

In Haskell: Zustände explizit

- **Zustandstransformer:** Berechnung mit Seiteneffekt in Typ σ (polymorph über α)

```
type State σ α = σ→ (α, σ)
```

- Komposition zweier solcher Berechnungen:

```
comp :: State σ α→ (α→ State σ β)→ State σ β
comp f g = uncurry g ∘ f
```

- Trivialer Zustand:

```
lift :: α→ State σ α
lift = curry id
```

- Lifting von Funktionen:

```
map :: (α→ β)→ State σ α→ State σ β
map f g = (λ(a, s)→ (f a, s)) ∘ g
```

Zugriff auf den Zustand

- Zustand lesen:

```
get :: (σ→ α)→ State σ α
get f s = (f s, s)
```

- Zustand setzen:

```
set :: (σ→ σ)→ State σ ()
set g s = ((), g s)
```

Einfaches Beispiel

- Zähler als Zustand:

```
type WithCounter α = State Int α
```

- Beispiel: Funktion, die in Kleinbuchstaben konvertiert und **zählt**

```
cntToL :: String→ WithCounter String
cntToL [] = lift ""
cntToL (x:xs)
  | isUpper x =  cntToL xs `comp`
                 λys→ set (+1) `comp`
                 λ()→ lift (toLower x: ys)
  | otherwise = cntToL xs `comp` λys→ lift (x: ys)
```

- Hauptfunktion (verkapselt `State`):

```
cntToLower :: String→ (String, Int)
cntToLower s = cntToL s 0
```

III. Monaden

Monaden als Berechnungsmuster

- In `cntToL` werden zustandsabhängige Berechnungen verkettet.
- So ähnlich wie bei Aktionen!

`State`:

```
type State σ α
```

```
comp :: State σ α →
        (α→ State  σ β)→
        State σ β
```

```
lift :: α→ State σ α
```

```
map  :: (α→ β)→ State σ α→
        State σ β
```

Aktionen:

```
type IO α
```

```
(>>=) :: IO α →
         (α→ IO β) →
         IO β
```

```
return :: α→ IO α
```

```
fmap   :: (α→ β)→ IO α→
          IO β
```

Berechnungsmuster: **Monade**

Monaden als Berechngsmuster

Eine Monade ist:

- **philosophisch**: metaphysisches Konzept (Leibnitz)
- **mathematisch**: durch Operationen und Gleichungen definierte, verallgemeinerte algebraische Theorie (MacLane, Kelly)
- als **Berechnungsmuster**: **verknüpfbare** Berechnungen mit einem **Ergebnis** (Moggi)
- in **Haskell**: durch mehrere Typklassen definierte Operationen mit **Eigenschaften** (Wadler)

Monaden in Haskell

- Aktion auf Funktionen:

```
class Functor f where
  fmap :: (a → b) → f a → f b
```

`fmap` bewahrt Identität und Komposition:

```
    fmap id  ==  id
fmap (f ∘ g)  ==  fmap f ∘ fmap g
```

- Die Eigenschaften **sollten** gelten, können aber nicht überprüft werden.
  - Standard: "*Instances of Functor should satisfy the following laws.*"

Monaden in Haskell

- Applicative:

```
class Functor f=> Applicative f where
  pure :: a-> f a
  <*> :: f (a -> b) -> f a -> f b
```

Eigenschaften: links-neutralität, bewahrt Komposition, Homomorphismus:

```
                pure id <*> v == v
  pure (o) <*> u <*> v <*> w == u <*> (v <*> w)
           pure f <*> pure x == pure (f x)
                u <*> pure y == pure ($ y) <*> u
```

Monaden in Haskell

- Verkettung (`>>=`) und Lifting (`return`):

```
class Applicative m=> Monad m where
  (>>=)    :: m a → (a → m b) → m b
  return :: a → m a
```

`>>=`ist assoziativ und `return` das neutrale Element:

```
      return a >>= k  ==  k a
        m >>= return  ==  m
m >>= (λx → k x >>= h) ==  (m >>= k) >>= h
```

- Auch diese Eigenschaften können nicht geprüft werden.
- Den syntaktischen Zucker (`do`-Notation) gibt's umsonst dazu.

Monaden mit Möglichkeiten

- Alternativen:

```
class Applicative f => Alternative f where
  empty :: f a
  <|>   :: f a -> f a -> f a
```

- Monaden mit Alternative (e.g. List):

```
class (Alternative m, Monad m) => MonadPlus m where
  mzero :: m a
  mzero = empty
  mplus :: m a -> m a -> m a
  mplus = (<|>)
```

- Gleichungen: `mzero` Identität für `mplus` und $\gg=$, `mplus` assoziativ.

Beispiele für Monaden

- Zustandstransformer: `Reader`, `Writer`, `State`
- Fehler und Ausnahmen: `Maybe`, `Either`
- Mehrdeutige Berechnungen: `List`, `Set`

Die Reader-Monade

- Aus dem Zustand wird nur gelesen:

```
data Reader σ α = R {run :: σ→ α}
```

- Instanzen:

```
instance Functor (Reader σ) where
  fmap f (R g) = R (f. g)
```

```
instance Monad (Reader σ) where
  return a = R (const a)
  R f >>= g = R $ λs→ run (g (f s)) s
```

- Nur eine elementare Operation:

```
get :: (σ→ α)→ Reader σ α
get f = R $ λs→ f s
```

Fehler und Ausnahmen

- `Maybe` als Monade:

```
instance Functor Maybe where
  fmap f (Just a) = Just (f a)
  fmap f Nothing  = Nothing
```

```
instance Monad Maybe where
  Just a >>= g  = g a
  Nothing >>= g = Nothing
  return = Just
```

  - Ähnlich mit `Either`
- Berechnungsmodell: **Ausnahmen** (Fehler)
  - `f :: α→ Maybe β` ist Berechnung mit möglichem Fehler
  - Fehlerfreie Berechnungen werden verkettet
  - Fehler (`Nothing` oder `Left x`) werden propagiert

Mehrdeutigkeit

- `List` als Monade:
  - Können wir so nicht hinschreiben, Syntax vordefiniert

```
instance Functor [α] where
  fmap = map
```

```
instance Monad [α] where
  a : as >>= g = g a ++ (as >>= g)
  [] >>= g = []
  return a = [a]
```

- Berechnungsmodell: Mehrdeutigkeit
  - `f :: α→ [β]` ist Berechnung mit **mehreren** möglichen Ergebnissen
  - Verkettung: Anwendung der folgenden Funktion auf **jedes** Ergebnis (`concatMap`)

Beispiel

- Berechnung aller Permutationen einer Liste:
  1. Ein Element überall in eine Liste einfügen:

```
ins :: α→ [α]→ [[α]]
ins x [] = return [x]
ins x (y:ys) = [x:y:ys] ++ do
  is ← ins x ys
  return $ y:is
```

  2. Damit Permutationen (rekursiv):

```
perms :: [α]→ [[α]]
perms [] = return []
perms (x:xs) = do
  ps ← perms xs
  is ← ins x ps
  return is
```

Der Listenmonade in der Listenkomprehension

- Berechnung aller Permutationen einer Liste:

  1. Ein Element überall in eine Liste einfügen:

```
ins' :: α→ [α]→ [[α]]
ins' x [] = [[x]]
ins' x (y:ys) = [x:y:ys] ++ map (y :) (ins' x ys)
```

  2. Damit Permutationen (rekursiv):

```
perms' :: [α]→ [[α]]
perms' [] = [[]]
perms' (x:xs) = [is | ps ← perms' xs, is ← ins' x ps ]
```

- Listenkomprehension $\cong$ Listenmonade

Zum Nachdenken

Listen sind mehrdeutige Berechnungen mit einer **Reihenfolge**.

1. Was bedeutet das?
2. Wie können wir das ändern?
3. Wie implementieren wir das?

IV. IO ist keine Magie

Referenzen in Haskell

- Zustand als **finite map** von Referenzen auf Werte

```
data Mem α = Mem { fresh :: Int, mem :: Map Int α }
```

```
type Stateful α β = State (Mem α) β
```

- Ungetypt (`SimpleRefs`)
- Typ der Werte ist Typparameter des Zustands

```
readRef  :: Ref→ Stateful α α
writeRef :: Ref→ α→ Stateful α ()
```

Zum Nachdenken

- Wie können wir Referenzen **typisieren**?
  - Refenzen `Ref` α verweist auf Werte vom Typ α
- Was ist das Problem?

Zum Nachdenken

- Wie können wir Referenzen **typisieren**?
  - Refenzen `Ref` α verweist auf Werte vom Typ α
- Was ist das Problem? Der Typ von `Mem`:

```
data Mem α = Mem { fresh :: Int, mem    :: Map Int α }
```

- Getypt (`Refs`): nutzt **dynamische Typen** (`Dynamic`)

```
data Mem = Mem { fresh :: Int, mem    :: Map Int Dynamic }
```

```
readRef  :: Typeable α⇒ Ref α→ Stateful α
writeRef :: Typeable α⇒ Ref α→ α→ Stateful ()
```

Implizite vs. explizite Zustände

- Wie funktioniert jetzt `IO`?
- Nachteil von `State`: Zustand ist **explizit**
  - Kann dupliziert werden
- Daher: Zustand **implizit** machen
  - Datentyp verkapseln (kein `run`)
  - Zugriff auf `State` nur über elementare Operationen

Aktionen als Zustandstransformationen

- **Idee**: Aktionen sind Transformationen auf Systemzustand S
- S beinhaltet
  - Speicher als Abbildung $A \rightharpoonup V$ (Adressen A, Werte V)
  - Zustand des Dateisystems
  - Zustand des Zufallsgenerators
- In Haskell: Typ `RealWorld`
  - "Virtueller" Typ, Zugriff nur über elementare Operationen
  - Entscheidend nur Reihenfolge der Aktionen

Zusammenfassung

- War das jetzt **reaktiv?**
  - Haskell ist **funktional**
  - Für eine reaktive Sprache fehlt **Nebenläufigkeit**
- Nächstes Mal:
  - Monaden **komponieren** — Monadentransformer
- Danach: Nebenläufigkeit in Haskell und Scala

Reaktive Programmierung
Vorlesung 2 vom 26.04.2022
Monaden und Monadentransformer

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Inhalt

- Monaden zusammensetzen
- Monadentransformer
- Monaden in Scala

I. Monaden

Beispiele für Monaden

- Zustandstransformer: `Reader`, `Writer`, `State`
- Fehler und Ausnahmen: `Maybe`, `Either`
- Mehrdeutige Berechnungen: `List`, `Set`

II. Fallbeispiel: Auswertung von Ausdrücken

Monaden im Einsatz

- Auswertung von Ausdrücken:

```
data Expr = Var String
          | Num Double
          | Plus Expr Expr
          | Minus Expr Expr
          | Times Expr Expr
          | Div Expr Expr
```

- Mögliche Arten von Effekten:
  - Partialität (Division durch 0)
  - Zustände (für die Variablen)
  - Mehrdeutigkeit

Monaden im Einsatz

- Auswertung von Ausdrücken:

```
data Expr = Var String
          | Num Double
          | Plus Expr Expr
          | Minus Expr Expr
          | Times Expr Expr
          | Div Expr Expr
```

- Auswertung ohne Effekte:

```
eval :: Expr → Double
eval (Var _)   = 0
eval (Num n)   = n
eval (Plus a b)  = eval a + eval b
eval (Minus a b) = eval a - eval b
eval (Times a b) = eval a * eval b
eval (Div a b)   = eval a / eval b
```

- Mögliche Arten von Effekten:
  - Partialität (Division durch 0)
  - Zustände (für die Variablen)
  - Mehrdeutigkeit

Auswertung mit Fehlern

- Partialität durch `Maybe`-Monade

```
eval :: Expr → Maybe Double
eval (Var _)   = return 0
eval (Num n)   = return n
eval (Plus a b)  = do x← eval a; y← eval b; return $ x+ y
eval (Minus a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x− y
eval (Times a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x∗ y
eval (Div a b)   = do
  x← eval a; y← eval b; if y == 0 then Nothing else Just $ x/ y
```

Auswertung mit Zustand

- Zustand durch `Reader`-Monade

```
import ReaderMonad
import qualified Data.Map as M
type State = M.Map String Double
eval :: Expr → Reader State Double
eval (Var i)   = get (M.! i)
eval (Num n)   = return n
eval (Plus a b)  = do x← eval a; y← eval b; return $ x+ y
eval (Minus a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x− y
eval (Times a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x∗ y
eval (Div a b)   = do x← eval a; y← eval b; return $ x/ y
```

Mehrdeutige Auswertung

- Dazu: Erweiterung von `Expr`:

```
data Expr = Var String
          |...
          | Pick Expr Expr
```

```
eval :: Expr → [Double]
eval (Var i)   = return 0
eval (Num n)   = return n
eval (Plus a b)  = do x← eval a; y← eval b; return $ x+ y
eval (Minus a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x− y
eval (Times a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x∗ y
eval (Div a b)   = do x← eval a; y← eval b; return $ x/ y
eval (Pick a b)  = do x← eval a; y← eval b; [x, y]
```

Kombination der Effekte

- Benötigt **Kombination** der Monaden.
- Monade `Res`:
  - Zustandsabhängig
  - Mehrdeutig
  - Fehlerbehaftet

```
data Res σ α = Res { run :: σ→ [Maybe α] }
```

- Andere Kombinationen möglich:

```
data Res σ α = Res (σ→ Maybe [α])
```

Kombination der Effekte

- Benötigt **Kombination** der Monaden.
- Monade `Res`:
  - Zustandsabhängig
  - Mehrdeutig
  - Fehlerbehaftet

```
data Res σ α = Res { run :: σ→ [Maybe α] }
```

- Andere Kombinationen möglich:

```
data Res σ α = Res (σ→ Maybe [α])
```

```
data Res σ α = Res (σ→ [α])
```

Kombination der Effekte

- Benötigt **Kombination** der Monaden.
- Monade `Res`:
  - Zustandsabhängig
  - Mehrdeutig
  - Fehlerbehaftet

```
data Res σ α = Res { run :: σ→ [Maybe α] }
```

- Andere Kombinationen möglich:

```
data Res σ α = Res (σ→ Maybe [α])
```

```
data Res σ α = Res (σ→ [α])
```

```
data Res σ α = Res ([σ→ α])
```

Res: Monadeninstanz

- `Functor` durch Komposition der `fmap`:

```
instance Functor (Res σ) where
  fmap f (Res g) = Res $ fmap (fmap f). g
```

- `Monad` ist Kombination

```
instance Monad (Res σ) where
  return a = Res (const [Just a])
  Res f >>= g = Res $ λs→ do ma← f s
                             case ma of
                               Just a→ run (g a) s
                               Nothing→ return Nothing
```

Res: Operationen

- Zugriff auf den Zustand:

```
get :: (σ→ α)→ Res σ α
get f = Res $ λs→ [Just $ f s]
```

- Fehler:

```
fail :: Res σ α
fail = Res $ const [Nothing]
```

- Mehrdeutige Ergebnisse:

```
join :: α→ α→ Res σ α
join a b = Res $ λs→ [Just a, Just b]
```

Auswertung mit Allem

- Im Monaden `Res` können alle Effekte benutzt werden:

```
type State = M.Map String Double

eval :: Expr → Res State Double
eval (Var i)   = get (M.! i)
eval (Num n)   = return n
eval (Plus a b)  = do x← eval a; y← eval b; return $ x+ y
eval (Minus a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x− y
eval (Times a b) = do x← eval a; y← eval b; return $ x∗ y
eval (Div a b)   = do x← eval a; y← eval b
                      if y == 0 then fail else return $ x / y
eval (Pick a b)  = do x← eval a; y← eval b; join x y
```

- Systematische Kombination durch **Monadentransformer**
  - Monade mit Platzhalter für weitere Monaden

III. Kombination von Monaden

Das Problem

- Monaden sind nicht **kompositional:**

```
type mn a = m (n a)
instance (Monad m, Monad n)⇒ Monad mn
```

- Warum?
  - Wie wären $\gg\!=$ `return` definiert?
- Funktoren **sind** kompositional.

Die “Lösung”

- Monadentransformer
  - Monaden mit einem “Loch” (i.e. parametrisierte Monaden)

Beispiel

- Zustandsmonadentransformer: `StateMonadT`

```
data StateT m s a = St { runSt :: s→ m (a, s) }
```

- Ausnahmenmonadtransformer: `ExnMonadT`

```
data ExnT m e a = ExnT { runEx :: m (Either e a) }
```

- Komposition:

```
type ResMonad a = StateT (ExnT Identity Error) State a
```

Probleme

- “Lifting” von Hand
- Komposition muss fallweise entschieden werden:
  - Exception und Writer kann kanonisch mit allen kombiniert werden
  - State und List nicht mit allen, oder unterschiedlich

Monadtransformer in Haskell: `mtl`

- Klassendeklarationen erlauben Typinferenz für automatisches Lifting
- Zustandsmonaden, Exceptions, Reader, Writer, Listen, IO
- Fallbeispiel: Interpreter für eine imperative Sprache

Zusammenfassung

- Monaden sind **Muster** für **Berechnungen** mit **Seiteneffekten**
- Beispiele:
  - Zustandstransformer
  - Fehler und Ausnahmen
  - Nichtdeterminismus
- Kombination von Monaden: **Monadentransformer**
  - Monadentransformer: parametrisierte Monaden
  - `mtl`-Bücherei erleichtert Kombination
  - Prinzipielle Begrenzungen
- Grenze: Nebenläufigkeit $\longrightarrow$ Nächste Vorlesung

Reaktive Programmierung
Vorlesung 3 vom 03.05.2022
Nebenläufigkeit: Futures and Promises

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Inhalt

- Konzepte der Nebenläufigkeit
- Nebenläufigkeit in Scala und Haskell
- Futures and Promises

I. Konzepte der Nebenläufigkeit

Begrifflichkeiten

Thread (lightweight process)	vs.	**Prozess**
Programmiersprache/Betriebssystem		Betriebssystem
(z.B. Java, Haskell/Linux)		
gemeinsamer Speicher		getrennter Speicher
Erzeugung billig		Erzeugung teuer
mehrere pro Programm		einer pro Programm

- Multitasking:
  - **präemptiv:** Kontextwechsel wird erzwungen
  - **kooperativ:** Kontextwechsel nur freiwillig

Threads in Java

- Erweiterung der Klassen `Thread` oder `Runnable`
- Gestartet wird Methode `run()` — durch eigene überladen
- Starten des Threads durch Aufruf der Methode `start()`
- Kontextwechsel mit `yield()`
- Je nach JVM kooperativ **oder** präemptiv.
- Synchronisation mit **Monitoren** (`synchronize`)

Threads in Scala

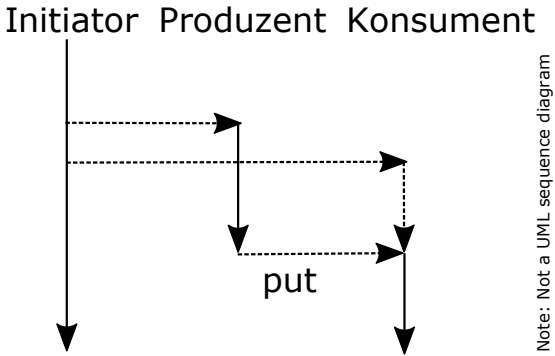
- Scala nutzt das Threadmodell der JVM
  - Kein sprachspezifisches Threadmodell
- Daher sind Threads vergleichsweise **teuer**.
- Synchronisation auf unterster Ebene durch Monitore (`synchronized`)
- Bevorzugtes Abstraktionsmodell: **Aktoren** (dazu später mehr)

Threads in Haskell: Concurrent Haskell

- Sequentielles Haskell: Reduktion eines Ausdrucks
  - Auswertung
- Nebenläufiges Haskell: Reduktion eines Ausdrucks an **mehreren Stellen**
  - `ghc` implementiert Haskell-Threads
  - Zeitscheiben (Default 20ms), Kontextwechsel bei Heapallokation
  - Threaderzeugung und Kontextswitch sind **billig**
- Modul `Control.Concurrent` enthält Basisfunktionen
- Wenige Basisprimitive, darauf aufbauend Abstraktionen
- Synchronisation mit Futures

Futures

- Futures machen Nebenläufigkeit **explizit**
- Grundprinzip:
  - Ausführung eines Threads wird **verzögert**
  - Konsument startet erst, wenn Ergebnis vorhanden.



II. Futures in Scala

Futures in Scala

- Antwort als **Callback**:

```
trait Future[+T]:
  def onComplete(f: Try[T] ⇒ Unit): Unit
  def map[U](f: T ⇒ U): Future[U]
  def flatMap[U](f: T ⇒ Future[U]): Future[U]
  def filter(p: T ⇒ Boolean): Future[T]

object Future:
  def apply[T](f: ⇒ T): Future[T] = ...
```

- `map, flatMap, filter` für monadische Notation
- Factory-Methode für einfache Erzeugung
- Vordefiniert in `scala.concurrent.Future`, Beispielimplementation `Future.scala`

Beispiel: `Robot.scala`

- Roboter, kann sich um `n` Positionen bewegen:

```
private def mv(n: Int): Robot =
  if n ≤ 0 then this
  else if (battery > 0) then
    Thread.sleep(100*Random.nextInt(10));
    Robot(id, pos+1, battery− 1).mv(n−1)
  else throw new LowBatteryException

def move(n: Int): Future[Robot] = Future { mv(n) }

override def toString = s"Robot #$id at $pos [battery: $battery]"
```

Beispiel: Moving the robots

```
def ex1 =
  val robotSwarm = List.range(1,6).map{i⇒ Robot(i,0,10)}
  val moved = robotSwarm.map(_.move(10))
  moved.map(_.onComplete(println))
  println("Started moving...")
```

- 6 Roboter erzeugen, alle um zehn Positionen bewegen.
- Wie lange dauert das?
  - 0 Sekunden (nach spät. 10 Sekunden Futures erfüllt)
- Was wir verschweigen: `ExecutionContext`

Compositional Futures

- Wir können Futures komponiexren
  - “Spekulation auf die Zukunft”
- Beispiel: Roboterbewegung

```
def ex2 =
  val r= Robot(99, 0, 20)
  for
    r1 ← r.move(3)
    r2 ← r1.move(5)
    r3 ← r2.move(2)
  yield r3
```

- Fehler (`Failure`) werden propagiert

Promises

- Promises sind das Gegenstück zu Futures

```
trait Promise:
  def complete(result: Try[T])
  def success(result: T)
  def future: Future[T]

object Promise:
  def apply[T]: Promise[T] = ...
```

- Das Future eines Promises wird durch die `complete` Methode **erfüllt**.

III. Futures in Haskell

Concurrent Haskell: Wesentliche Typen und Funktionen

- Jeder Thread hat einen Identifier: abstrakter Typ `ThreadId`
- Neuen Thread erzeugen: `forkIO:: IO()→ IO ThreadId`
- Thread stoppen: `killThread :: ThreadId →IO ()`
- Kontextwechsel: `yield :: IO ()`
- Eigener Thread: `myThreadId :: IO ThreadId`
- Warten: `threadDelay :: Int → IO ()`

Concurrent Haskell — erste Schritte

- Ein einfaches Beispiel:

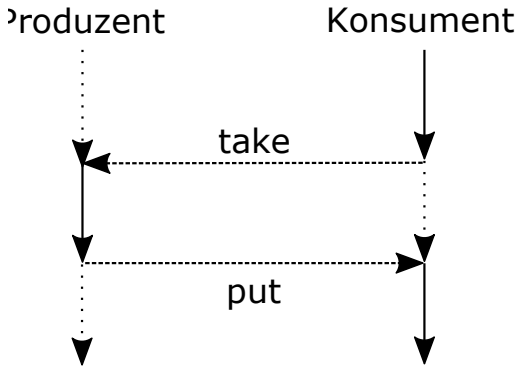
```
write :: Char→ IO ()
write c = do putChar c; write c

main :: IO ()
main = do forkIO (write 'X');  write 'O'
```

- Ausgabe ghc: (X*|O*)*

Futures in Haskell: `MVars`

- **Basissynchronisationmechanismus** in Concurrent Haskell
  - Alles andere abgeleitet
- Grundprinzip:



ote: Not a UML sequence diagram

Futures in Haskell: `MVars`

- `MVar` α ist **polymorph** über dem Inhalt
- Entweder **leer** oder **gefüllt** mit Wert vom Typ α
- Verhalten beim Lesen und Schreiben:

Zustand vorher:	leer	gefüllt
Lesen	blockiert (bis gefüllt)	danach leer
Schreiben	danach gefüllt	blockiert (bis leer)

  - NB. Aufwecken blockierter Prozesse einzeln in FIFO

Basisfunktionen MVars

- Neue Variable erzeugen (leer oder gefüllt):

```
newEmptyMVar :: IO (MVar α)
newMVar :: α → IO (MVar α)
```

- Lesen:

```
takeMVar :: MVar α → IO α
```

- Schreiben:

```
putMVar :: MVar α → α → IO ()
```

- Es gibt noch weitere (nicht-blockierend lesen/schreiben, Test ob gefüllt, etc.)

Ein einfaches Beispiel: Robots Revisited

```
data Robot = Robot {id :: Int, pos :: Int, battery :: Int}
```

- Hauptfunktion: `MVar` anlegen, nebenläufig Bewegung starten

```
move :: Robot→ Int→ IO (MVar Robot)
move r n = do
  f ← newEmptyMVar; forkIO (mv f r n); return f where
```

- Bewegungsfunktion (lokal zu `move`):

```
  mv f r n
    | n ≤ 0 || battery r ≤ 0 = putMVar f r
    | otherwise =  do
       m← randomRIO(0,10); threadDelay(m*100000)
       putStrLn $ "Bleep, bleep: "++ show r
       mv f r{pos= pos r+ 1, battery= battery r- 1} (n-1)
```

Abstraktion von Futures

- Aus `MVar` α konstruierte Abstraktionen
- Semaphoren (`QSem` aus `Control.Concurrent.QSem`):

```
waitQSem   :: QSem → IO ()
signalQSem :: QSem → IO ()
```

  - Siehe `Sem.hs`
  - Damit auch `synchronized` wie in Java (huzzah!)
- Kanäle (`Chan` α aus `Control.Concurrent.Chan`):

```
writeChan :: Chan α → α → IO ()
readChan  :: Chan α → IO α
```

Asynchrone Ausnahmen

- Ausnahmen unterbrechen den sequentiellen Kontrollfluß
- In Verbindung mit Nebenläufigkeit **überraschende Effekte**:

```
m ← newEmptyMVar
forkIO (do {s← takeMVar m; putStrLn s})
threadDelay (100000)
catcherr $ putMVar m (error "FOO!")
```

- In welchem Thread wird die Ausnahme geworfen?

Asynchrone Ausnahmen

- Ausnahmen unterbrechen den sequentiellen Kontrollfluß
- In Verbindung mit Nebenläufigkeit **überraschende Effekte**:

```
m ← newEmptyMVar
forkIO (do {s← takeMVar m; putStrLn s})
threadDelay (100000)
catcherr $ putMVar m (error "FOO!")
```

- In welchem Thread wird die Ausnahme geworfen?
- Wo kann sie gefangen werden?

Asynchrone Ausnahmen

- Ausnahmen unterbrechen den sequentiellen Kontrollfluß
- In Verbindung mit Nebenläufigkeit **überraschende Effekte**:

```
m ← newEmptyMVar
forkIO (do {s← takeMVar m; putStrLn s})
threadDelay (100000)
catcherr $ putMVar m (error "FOO!")
```

- In welchem Thread wird die Ausnahme geworfen?
- Wo kann sie gefangen werden?
- Deshalb haben in Scala die Future-Callbacks den Typ:

```
trait Future[+T] { def onComplete(f: Try[T] ⇒ Unit): Unit
```

Explizite Fehlerbehandlung mit `Try`

- Die Signatur einer Methode verrät nichts über mögliche Fehler:

```
private def mv(n: Int): Robot =
```

- `Try[T]` macht Fehler explizit (**Materialisierung** oder Reifikation):

```
enum Try[+T]:
  case Success(x: T)
  case Failure(ex: Throwable)

  def flatMap[U](f: T ⇒ Try[U]): Try[U] = this match
    case Success(x) ⇒
      try f(x) catch { case NonFatal(ex) ⇒ Failure(ex) }
    case fail: Failure ⇒ fail
```

- Ist Try eine Monade?

Explizite Fehlerbehandlung mit `Try`

- Die Signatur einer Methode verrät nichts über mögliche Fehler:

```
private def mv(n: Int): Robot =
```

- `Try[T]` macht Fehler explizit (**Materialisierung** oder Reifikation):

```
enum Try[+T]:
  case Success(x: T)
  case Failure(ex: Throwable)

  def flatMap[U](f: T ⇒ Try[U]): Try[U] = this match
    case Success(x) ⇒
      try f(x) catch { case NonFatal(ex) ⇒ Failure(ex) }
    case fail: Failure ⇒ fail
```

- Ist Try eine Monade? Nein, Try(e) flatMap f $\neq$ f e

Zusammenfassung

- **Nebenläufigkeit in Scala** basiert auf der JVM:
  - Relativ schwergewichtige Threads, Monitore (`synchronized`)
- **Nebenläufigkeit in Haskell**: Concurrent Haskell
  - Leichtgewichtige Threads, `MVar`
- **Futures**: Synchronisation über veränderlichen Zustand
  - In Haskell als `MVar` mit Aktion (`IO`)
  - In Scala als `Future` mit Callbacks
- Explizite Fehler bei Nebenläufigkeit **unverzichtbar**
- Nächste VL: das Aktorenmodell

Reaktive Programmierung
Vorlesung 4 vom 10.05.2022
Aktoren

Christoph Lüth, Martin Ring

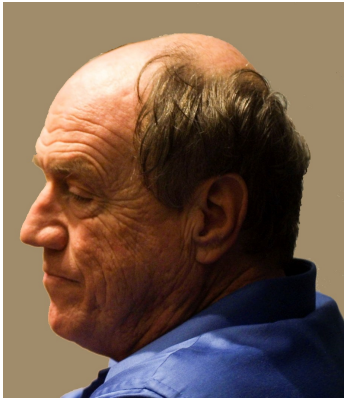
Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

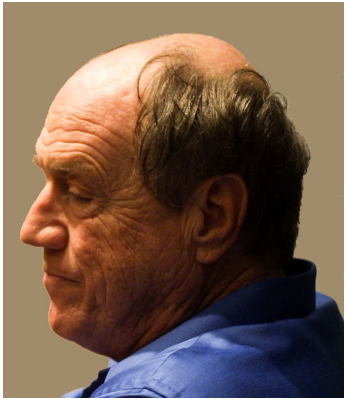
- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Das Aktorenmodell



- Eingeführt von Carl Hewitt, Peter Bishop und Richard Steiger (1973)
- Grundlage für nebenläufige Programmiersprachen und Frameworks. (Unter anderem Akka)
- Theoretisches Berechnungsmodell

Das Aktorenmodell

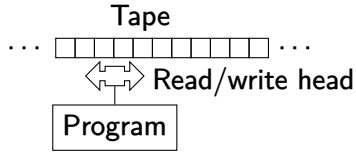


- Eingeführt von Carl Hewitt, Peter Bishop und Richard Steiger (1973)
- Grundlage für nebenläufige Programmiersprachen und Frameworks. (Unter anderem Akka)
- Theoretisches Berechnungsmodell

Warum ein weiteres Berechnungsmodell? Es gibt doch schon die Turingmaschine!

Die Turingmaschine

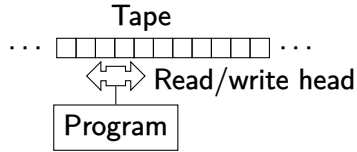
> "the behavior of the computer at any moment is determined by the symbols which he [the computer] is observing, and his 'state of mind' at that moment"
>
> — Alan Turing



Die Turingmaschine

"the behavior of the computer at any moment is determined by the symbols which he [the computer] is observing, and his 'state of mind' at that moment"

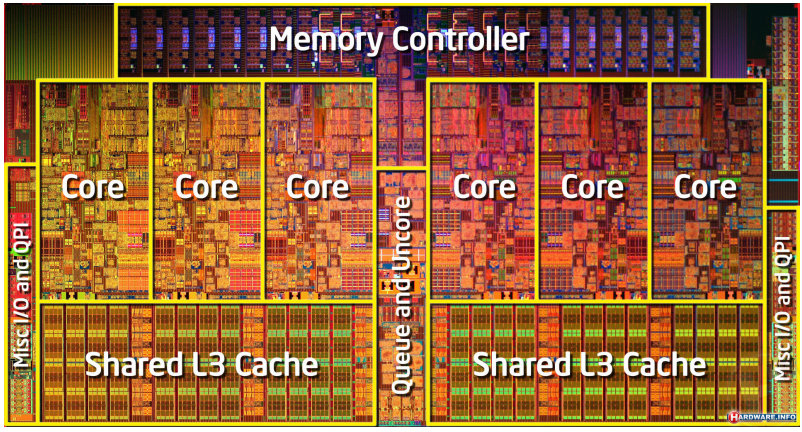
— Alan Turing



It is "absolutely impossible that anybody who understands the question [What is computation?] and knows Turing's definition should decide for a different concept."

— Kurt Gödel

Die Realität



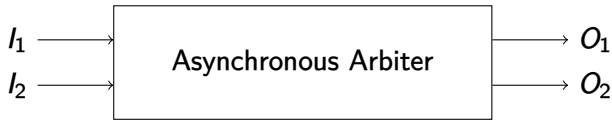
- $3GHz = 3'000'000'000Hz \Longrightarrow$ Ein Takt $= 3,333 * 10^{-10}s$
- $c = 299'792'458\frac{m}{s}$
- Maximaler Weg in einem Takt $< 0,1m$ (Physikalische Grenze)

Synchronisation

- Während auf ein Signal gewartet wird, kann nichts anderes gemacht werden
- Synchronisation ist nur in engen Grenzen praktikabel! (Flaschenhals)

Der Arbiter

- Die Lösung: **Asynchrone Arbiter**



- Wenn I_1 und I_2 fast ($\approx 2fs$) gleichzeitig aktiviert werden, wird entweder O_1 oder O_2 aktiviert.
- Physikalisch unmöglich in konstanter Zeit. Aber Wahrscheinlichkeit, dass keine Entscheidung getroffen wird nimmt mit der Zeit exponentiell ab.
- Idealer Arbiter entscheidet in $O(ln(1/\epsilon))$
- kommen in modernen Computern überall vor

Unbounded Nondeterminism

- In Systemen mit Arbitern kann das Ergebnis einer Berechnung **unbegrenzt** verzögert werden,
- wird aber **garantiert** zurückgegeben.
- Nicht modellierbar mit (nichtdeterministischen) Turingmaschinen.

Beispiel

Ein Abiter entscheidet in einer Schleife, ob ein Zähler inkrementiert wird oder der Wert des Zählers als Ergebnis zurückgegeben wird.

Das Aktorenmodell

> Quantum mechanics indicates that the notion of a universal description of the state of the world, shared by all observers, is a concept which is physically untenable, on experimental grounds.
>
> — Carlo Rovelli

- Frei nach der relationalen Quantenphysik

Drei Grundlagen

- Verarbeitung
- Speicher
- **Kommunikation**

- Die (nichtdeterministische) Turingmaschine ist ein Spezialfall des Aktorenmodells
- Ein **Aktorensystem** besteht aus **Aktoren** (Alles ist ein Aktor!)

Aktoren

- Ein Aktor verarbeitet Nachrichten

Während ein Aktor eine Nachricht verarbeitet kann er

- neue Aktoren erzeugen
- Nachrichten an bekannte Aktor-Referenzen versenden
- festlegen wie die nächste Nachricht verarbeitet werden soll

- Aktor $\neq$ (Thread | Task | Channel | ...)

Aktoren

- Ein Aktor verarbeitet Nachrichten

Während ein Aktor eine Nachricht verarbeitet kann er

- neue Aktoren erzeugen
- Nachrichten an bekannte Aktor-Referenzen versenden
- festlegen wie die nächste Nachricht verarbeitet werden soll

- Aktor $\neq$ (Thread | Task | Channel | ...)

Ein Aktor kann (darf) nicht

- auf globalen Zustand zugreifen
- veränderliche Nachrichten versenden
- irgendetwas tun während er keine Nachricht verarbeitet

Aktoren (Technisch)

- Aktor $\approx$ Schleife über unendliche Nachrichtenliste + Zustand (Verhalten)

Aktoren (Technisch)

- Aktor $\approx$ Schleife über unendliche Nachrichtenliste + Zustand (Verhalten)
- $\mathit{Behavior} : (\mathit{Msg}, \mathit{State}) \rightarrow \mathit{IO\ State}$
- oder $\mathit{Behavior} : \mathit{Msg} \rightarrow \mathit{IO\ Behavior}$

Aktoren (Technisch)

- Aktor $\approx$ Schleife über unendliche Nachrichtenliste + Zustand (Verhalten)
- $\mathit{Behavior} : (\mathit{Msg}, \mathit{State}) \rightarrow \mathit{IO\ State}$
- oder $\mathit{Behavior} : \mathit{Msg} \rightarrow \mathit{IO\ Behavior}$
- Verhalten hat Seiteneffekte (IO):
  - Nachrichtenversand
  - Erstellen von Aktoren
  - Ausnahmen

Verhalten vs. Protokoll

Verhalten

Das Verhalten eines Aktors ist eine seiteneffektbehaftete Funktion
$Behavior : Msg \rightarrow IO\ Behavior$

Protokoll

Das Protokoll eines Aktors beschreibt, wie ein Aktor auf Nachrichten reagiert und resultiert implizit aus dem Verhalten.

- Beispiel:

```
case (Ping,a) ⇒
  println("Hello")
  counter += 1
  a ! Pong
```

$$\Box(a(Ping, b) \rightarrow \Diamond b(Pong))$$

Kommunikation

- Nachrichten sind **unveränderliche** Daten, **reine** Funktionen oder **Futures**
- Die Zustellung von Nachrichten passiert höchstens einmal (Best-effort)

- Wenn z.B. die Netzwerkverbindung abbricht, wird gewartet, bis der Versand wieder möglich ist
- Wenn aber z.B. der Computer direkt nach Versand der Nachricht explodiert (oder der Speicher voll läuft), kommt die Nachricht möglicherweise niemals an

- Über den Zeitpunkt des Empfangs kann keine Aussage getroffen werden (Unbounded indeterminacy)
- Über die Reihenfolge der Empfangenen Nachrichten wird im Aktorenmodell keine Aussage gemacht (In vielen Implementierungen allerdings schon)
- Nachrichtenversand $\neq$ (Queue | Lock | Channel | ...)

Kommunikation (Technisch)

- Der Versand einer Nachricht M an Aktor A bewirkt, dass zu **höchstens einem** Zeitpunkt in der Zukunft, das Verhalten B von A mit M als Nachricht ausgeführt wird.
- Über den Zustand S von A zum Zeitpunkt der Verarbeitung können wir begrenzte Aussagen treffen:
  - z.B. Aktor-Invariante: Vor und nach jedem Nachrichtenempfang gilt $P(S)$
- Besser: Protokoll
  - z.B. auf Nachrichten des Typs T reagiert A immer mit Nachrichten des Typs U

Identifikation

- Aktoren werden über **Identitäten** angesprochen

Aktoren kennen Identitäten

- aus einer empfangenen Nachricht
- aus der Vergangenheit (Zustand)
- von Aktoren die sie selbst erzeugen

- Nachrichten können weitergeleitet werden
- Eine Identität kann zu mehreren Aktoren gehören, die der Halter der Referenz äußerlich nicht unterscheiden kann
- Eindeutige Identifikation bei verteilten Systemen nur durch Authentisierungsverfahren möglich

Location Transparency

- Eine Aktoridentität kann irgendwo hin zeigen
  - Gleicher Thread
  - Gleicher Prozess
  - Gleicher CPU Kern
  - Gleiche CPU
  - Gleicher Rechner
  - Gleiches Rechenzentrum
  - Gleicher Ort
  - Gleiches Land
  - Gleicher Kontinent
  - Gleicher Planet
  - ...

Sicherheit in Aktorsystemen

- Das Aktorenmodell spezifiziert nicht wie eine Aktoridentität repräsentiert wird
- In der Praxis müssen Identitäten aber **serialisierbar** sein
- Serialisierbare Identitäten sind auch **synthetisierbar**
- Bei Verteilten Systemen ein potentielles Sicherheitsproblem
- Viele Implementierungen stellen **Authentisierungsverfahren** und **verschlüsselte** Kommunikation zur Verfügung.

Inkonsistenz in Aktorsystemen

- Ein Aktorsystem hat **keinen** globalen Zustand (Pluralismus)
- Informationen in Aktoren sind global betrachtet **redundant**, **inkonsistent** oder **lokal**
- Konsistenz $\neq$ Korrektheit
- Wo nötig müssen duplizierte Informationen konvergieren, wenn *"längere Zeit"* keine Ereignisse auftreten (**Eventual consistency**)

Eventual Consistency

Definition

In einem verteilten System ist ein repliziertes Datum **schließlich Konsistent**, wenn über einen längeren Zeitraum keine Fehler auftreten und das Datum nirgendwo verändert wird

- Konvergente (oder Konfliktfreie) Replizierte Datentypen (CRDTs) garantieren diese Eigenschaft:
  - $(\mathbb{N}, \{+\})$ oder $(\mathbb{Z}, \{+, -\})$
  - Grow-Only-Sets
- Strategien auf komplexeren Datentypen:
  - Operational Transformation
  - Differential Synchronization
- dazu später mehr ...

Fehlerbehandlung in Aktorsystemen

- Wenn das Verhalten eines Aktors eine unbehandelte Ausnahme wirft:
  - Verhalten bricht ab
  - Aktor existiert nicht mehr
- Lösung: Wenn das Verhalten eine Ausnahme nicht behandelt, wird sie an einen überwachenden Aktor (**Supervisor**) weitergeleitet (**Eskalation**):
  - Gleiches Verhalten wird wiederbelebt
  - oder neuer Aktor mit gleichem Protkoll kriegt Identität übertragen
  - oder Berechnung ist Fehlgeschlagen

"Let it Crash!"(Nach Joe Armstrong)

- Unbegrenzter Nichtdeterminismus ist statisch kaum analysierbar
- **Unschärfe** beim Testen von verteilten Systemen
- Selbst wenn ein Programm fehlerfrei ist kann Hardware ausfallen
- Je verteilter ein System umso wahrscheinlicher geht etwas schief

- Deswegen:
  - Offensives Programmieren
  - Statt Fehler zu vermeiden, Fehler behandeln!
  - Teile des Programms kontrolliert abstürzen lassen und bei Bedarf neu starten

Das Aktorenmodell in der Praxis

- Erlang (Aktor-Sprache)
  - Ericsson - GPRS, UMTS, LTE
  - T-Mobile - SMS
  - WhatsApp (2 Millionen Nutzer pro Server)
  - Facebook Chat (100 Millionen simultane Nutzer)
  - Amazon SimpleDB
  - ...
- Akka (Scala Framework)
  - ca. 50 Millionen Nachrichten / Sekunde
  - ca. 2,5 Millionen Aktoren / GB Heap
  - Amazon, Cisco, Blizzard, LinkedIn, BBC, The Guardian, Atos, The Huffington Post, Ebay, Groupon, Credit Suisse, Gilt, KK, ...

Zusammenfassung

- Das Aktorenmodell beschreibt **Aktorensysteme**
- Aktorensysteme bestehen aus **Aktoren**
- Aktoren kommunizieren über **Nachrichten**
- Aktoren können überall liegen (**Location Transparency**)
- Inkonsistenzen können nicht vermieden werden: **Let it crash!**
- Vorteile: Einfaches Modell; keine Race Conditions; Sehr schnell in Verteilten Systemen
- Nachteile: Informationen müssen dupliziert werden; Keine vollständige Implementierung

Aktoren in Scala

- Eine kurze Geschichte von Akka:
  - 2006: Aktoren in der Scala Standardbücherei (Philipp Haller, `scala.actors`)
  - 2010: Akka 0.5 wird veröffentlich (Jonas Bonér)
  - 2012: Scala 2.10 erscheint ohne `scala.actors` und Akka wird Teil der Typesafe Platform
- Auf Akka aufbauend:
  - Apache Spark
  - Play! Framework
  - Akka HTTP (Früher Spray Framework)

Akka

- Akka ist ein Framework für Verteilte und Nebenläufige Anwendungen
- Akka bietet verschiedene Ansätze mit Fokus auf Aktoren
- Nachrichtengetrieben und asynchron
- Location Transparency
- Hierarchische Aktorenstruktur

Rückblick

- Aktor Systeme bestehen aus Aktoren
- Aktoren
  - haben eine Identität,
  - haben ein veränderliches Verhalten und
  - kommunizieren mit anderen Aktoren ausschließlich über unveränderliche Nachrichten.

Aktoren in Akka

```
abstract class Behavior[-T]:
  def receive(ctx: ActorContext[T], msg: T): Behavior[T]
  def receiveSignal(ctx: ActorContext[T], msg: Signal): Behavior[T]
```

Aktoren Erzeugen

```
enum Message
  case Count

def counter(count: Int) = Behaviors.receiveMessage
  case Message.Count ⇒ counter(count + 1)
```

Aktoren Erzeugen

```
enum Message
  case Count

def counter(count: Int) = Behaviors.receiveMessage
  case Message.Count ⇒ counter(count + 1)
```

Global:

```
  val system = ActorSystem(counter(0), "counter")
```

Aktoren Erzeugen

```
enum Message
  case Count

def counter(count: Int) = Behaviors.receiveMessage
  case Message.Count ⇒ counter(count + 1)
```

Global:

```
  val system = ActorSystem(counter(0), "counter")
```

In Aktoren:

```
  val counter = context.spawn(counter(0), "counter")
```

Nachrichtenversand

```
enum Message:
  case Count
  case Get(sender: ActorRef[Int])

def counter(count: Int) = Behaviors.receive
  case Message.Count ⇒ counter(count + 1)
  case Message.Get(sender) ⇒
    sender ! count
    Behaviors.same
)
```

```
val aCounter = context.spawn(counter(0), "counter")
aCounter ! Count
```

"!" ist asynchron – Der Kontrollfluss wird sofort an den Aufrufer zurückggegeben.

Eigenschaften der Kommunikation

- Nachrichten von einer Aktor identität zu einer anderen kommen in der Reihenfolge des Versands an. (Im Aktorenmodell ist die Reihenfolge undefiniert)
- Abgesehen davon ist die Reihenfolge des Nachrichtenempfangs undefiniert.
- Nachrichten sollen unveränderlich sein. (Das kann derzeit allerdings nicht überprüft werden)

Modellieren mit Aktoren

Aus “Principles of Reactive Programming” (Roland Kuhn):

- Imagine giving the task to a group of people, dividing it up.
- Consider the group to be of very large size.
- Start with how people with different tasks will talk with each other.
- Consider these “people” to be easily replaceable.
- Draw a diagram with how the task will be split up, including communication lines.

Supervision und Fehlerbehandlung in Akka

```
Behaviors.supervise(counter(0))
         .onFailure[ArithmeticException](
            SupervisorStrategy.restart.withLimit(maxNrOfRetries = 10,
               withinTimeRange = 10.seconds))
         )
```

Aktorsysteme Testen

- Tests mit `TestKit`

```
"A counter" must {
  "be able to count to three" in {
    val c = testKit.spawn(counter(0))
    val p = testKit.createTestProbe[Int]()
    c ! Count
    c ! Count
    c ! Count
    c ! Get(p)
    createTestProbe[Echo.Pong](3)
  }
}
```

Bewertung

- Vorteile:
  - Nah am Aktorenmodell (Carl-Hewitt-approved)
  - Aber nicht zu nahe (Referenzen sind typisiert)
  - keine Race Conditions
  - Effizient
  - Stabil und ausgereift
  - Umfangreiche Konfigurationsmöglichkeiten
- Nachteile:
  - Aktoren sind nicht komponierbar
  - Tests können aufwendig werden
  - Unveränderlichkeit kann in Scala nicht garantiert werden
  - Umfangreiche Konfigurationsmöglichkeiten

Zusammenfassung

- Unterschiede Akka / Aktormodell:
  - Nachrichtenordnung wird pro Sender / Receiver Paar garantiert
  - Futures sind keine Aktoren
  - `ActorRef` identifiziert einen eindeutigen Aktor
  - Die Regeln können gebrochen werden (zu Testzwecken)
- Fehlerbehandlung steht im Vordergrund
- Verteilte Aktorensystem können per Akka Remoting miteinander kommunizieren
- Mit Event-Sourcing können Zustände über Systemausfälle hinweg wiederhergestellt werden.

Reaktive Programmierung
Vorlesung 5 vom 17.05.2022
Bidirektionale Programmierung: Zippers and Lenses

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Was gibt es heute?

- Motivation: funktionale Updates
  - Akka ist *stateful*, aber im allgemeinen ist funktional besser
  - Globalen Zustand **vermeiden** hilft der **Skalierbarkeit** und der **Robustheit**
- Der **Zipper**
  - Manipulation innerhalb einer Datenstruktur
- **Linsen**
  - Bidirektionale Programmierung

Ein einfacher Editor

- Datenstrukturen:

```
type Pos    = Int
data Editor = Ed  { text    :: String
                  , cursor  :: Pos }
```

- Cursor bewegen (links)

```
go_left :: Editor → Editor
go_left Ed{text= t, cursor= c}
  | c == 0 = error "At start of line"
  | otherwise = Ed{text= t, cursor= c- 1}
```

- Text rechts einfügen:

```
insert :: Editor→ Char→ Editor
insert Ed{text= t, cursor= c} text =
  let (as, bs) = splitAt c t
  in  Ed{text=  as ++ (text: bs), cursor= c+1}
```

Aufwand

- **Aufwand** für Manipulation?
  $O(n)$ mit n Länge des gesamten Textes

- Geht das auch einfacher?

Ein einfacher Editor

- Datenstrukturen:

```
data Editor = Ed  { before  ::  [Char]  -- In reverse order
                  , cursor  ::  Maybe Char
                  , after   ::  [Char] }
```

  - Invariante: `cursor == Nothing` gdw. `before` und `after` leer
- Cursor bewegen (links):

```
go_left  ::  Editor→ Editor
go_left e@(Ed [] _ _) = e
go_left (Ed (a:as) (Just c) bs) = Ed as (Just a) (c: bs)
```

- Text unter dem Cursor löschen:

```
delete  ::  Editor→ Editor
delete (Ed as _ (b:bs)) = Ed as (Just b) bs
delete (Ed (a:as) _ []) = Ed as (Just a) []
delete (Ed [] _ []) = Ed [] Nothing []
```

Manipulation strukturierter Datentypen

- Anderer Datentyp: *n*-äre Bäume (rose trees)

```
data Tree a = Node a [Tree a]
```

- Bspw. abstrakte Syntax von einfachen Ausdrücken
- Update auf Beispielterm $t = a * b - c * d$: ersetze b durch $x + y$

```
t = Node "-" [ Node "*" [Node "a" [], Node "b" []]
             , Node "*" [Node "c" [], Node "d" []]
             ]
```

  - Referenzierung durch Namen

```
upd1 :: Eq a⇒ a→ Tree a→ Tree a→ Tree a
```

  - Referenzierung durch Pfad: `type Path=[Int]`

```
type Path = [Int]
upd2 :: Path→ Tree a→ Tree a→ Tree a
```

Aufwand

- Aufwand: Mittlere Aufwand $O(\log n)$, worst case $O(n)$
  n Anzahl der Knoten
- Geht das besser — wie beim einfachen Editor?
- Generalisierung der Idee

Der Zipper

- Idee: **Kontext** nicht **wegwerfen**!
- Nicht: `type Path=[Int]`
- Sondern:

```
data Ctxt a = Empty
            | Cons [Tree a] a (Ctxt a) [Tree a]
```

  - Kontext ist 'inverse Umgebung' (*"Like a glove turned inside out"*)
  - Besteht aus linken Nachbarn, Knoten, Kontext darüber, rechtem Nachbarn
- `Loc a` ist **Baum** mit **Fokus**

```
newtype Loc a = Loc (Tree a, Ctxt a)
```

Zipping Trees: Navigation

- Fokus nach **links**

```
go_left :: Loc a→ Loc a
go_left (Loc(t, c)) = case c of
 Cons (l:le) a up ri → Loc(l, Cons le a up (t:ri))
 _                   → error "go_left: at first"
```

- Fokus nach **rechts**

```
go_right :: Loc a→ Loc a
go_right (Loc(t, c)) = case c of
 Cons le a up (r:ri) → Loc(r, Cons (t:le) a up ri)
 _                   → error "go_right: at last"
```

Zipping Trees: Navigation

- Fokus nach **oben**

```
go_up :: Loc a→ Loc a
go_up (Loc (t, c)) = case c of
  Empty → error "go_up: at the top"
  Cons le a up ri →
    Loc (Node a (reverse le ++  t:ri), up)
```

- Fokus nach **unten**

```
go_down :: Loc a→ Loc a
go_down (Loc (t, c)) = case t of
  Node _ [] → error "go_down: at leaf"
  Node a (t:ts) → Loc (t, Cons [] a c ts)
```

Einfügen

- **Einfügen**: Wo?
- **Überschreiben** des Fokus

```
update :: Tree a→ Loc a→ Loc a
update t (Loc (_, c)) = Loc (t, c)
```

- **Links** des Fokus einfügen

```
insert_left :: Tree a→ Loc a→ Loc a
insert_left t1 (Loc (t, c)) = case c of
  Empty → error "insert_left: insert at empty"
  Cons le a up ri → Loc(t, Cons (t1:le) a up ri)
```

- **Rechts** des Fokus einfügen

```
insert_right :: Tree a→ Loc a→ Loc a
insert_right t1 (Loc (t, c)) = case c of
  Empty → error "insert_right: insert at empty"
  Cons le a up ri → Loc(t, Cons le a up (t1:ri))
```

Ersetzen und Löschen

- Unterbaum im Fokus löschen: wo ist der neue Fokus?
  1. Rechter Baum, wenn vorhanden
  2. Linker Baum, wenn vorhanden
  3. Elternknoten

```
delete :: Loc a→ Loc a
delete (Loc(_, c)) = case c of
  Empty → error "delete: delete at top"
  Cons le a up (r:ri) → Loc(r, Cons le a up ri)
  Cons (l:le) a up [] → Loc(l, Cons le a up [])
  Cons [] a up [] → Loc (Node a [], up)
```

- *"We note that `delete` is not such a simple operation."*

Schnelligkeit

- Wie **schnell** sind Operationen?

Schnelligkeit

- Wie **schnell** sind Operationen?
  - Aufwand: `go_up` $O(left(n))$, alle anderen $O(1)$.
- **Warum** sind Operationen so schnell?

Schnelligkeit

- Wie **schnell** sind Operationen?
  - Aufwand: `go_up` $O(left(n))$, alle anderen $O(1)$.
- **Warum** sind Operationen so schnell?
  - Kontext bleibt erhalten
  - Manipulation: reine Zeiger-Manipulation

Zipper für andere Datenstrukturen

- Binäre Bäume:

```
enum Tree[+A]:
  case Leaf(value: A)
  case Node(left: Tree[A],
            right: Tree[A])
```

- Kontext:

```
enum Context[+A]:
  case object Empty
  case Left(up: Context[A],
            right: Tree[A])
  case Right(left: Tree[A],
             up: Context[A])
```

```
  case Loc(tree: Tree[A], context: Context[A])
```

Tree-Zipper: Navigation

- Fokus nach **links**

```
def goLeft: Loc[A] = context match
  case Empty ⇒ sys.error("goLeft at empty")
  case Left(_,_) ⇒ sys.error("goLeft of left")
  case Right(l,c) ⇒ Loc(l,Left(c,tree))
```

- Fokus nach **rechts**

```
def goRight: Loc[A] = context match
  case Empty ⇒ sys.error("goRight at empty")
  case Left(c,r) ⇒ Loc(r,Right(tree,c))
  case Right(_,_) ⇒ sys.error("goRight of right")
```

Tree-Zipper: Navigation

- Fokus nach **oben**

```
def goUp: Loc[A] = context match
  case Empty ⇒ sys.error("goUp of empty")
  case Left(c,r) ⇒ Loc(Node(tree,r),c)
  case Right(l,c) ⇒ Loc(Node(l,tree),c)
```

- Fokus nach **unten links**

```
def goDownLeft: Loc[A] = tree match
  case Leaf(_) ⇒ sys.error("goDown at leaf")
  case Node(l,r) ⇒ Loc(l,Left(context,r))
```

- Fokus nach **unten rechts**

```
def goDownRight: Loc[A] = tree match
  case Leaf(_) ⇒ sys.error("goDown at leaf")
  case Node(l,r) ⇒ Loc(r,Right(l,context))
```

Tree-Zipper: Einfügen und Löschen

- **Einfügen** links

```
def insertLeft(t: Tree[A]): Loc[A] =
  Loc(tree,Right(t,context))
```

- **Einfügen** rechts

```
def insertRight(t: Tree[A]): Loc[A] =
  Loc(tree,Left(context,t))
```

- **Löschen**

```
def delete: Loc[A] = context match
  case Empty ⇒ sys.error("delete of empty")
  case Left(c,r) ⇒ Loc(r,c)
  case Right(l,c) ⇒ Loc(l,c)
```

  - Neuer Fokus: anderer Teilbaum

Zipping Lists

- Listen:

```
data List a = Nil | Cons a (List a)
```

- Damit:

```
data Ctxt a = Empty | Snoc (Ctxt a) a
```

- Listen sind ihr ‘eigener Kontext’ :

$$\text{List a} \cong \text{Ctxt a}$$

Zipping Lists: Fast Reverse

- Listenumkehr **schnell**:

```
fastrev1 :: List a→ List a
fastrev1 xs = rev (top xs) where
  rev :: Loc a→ List a
  rev (Loc(Nil, as))       = as
  rev (Loc(Cons x xs, as)) = rev (Loc (xs, Cons x as))
```

- Vergleiche:

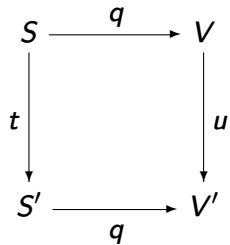
```
fastrev2 :: [a]→ [a]
fastrev2 xs = rev xs [] where
  rev :: [a]→ [a]→ [a]
  rev []     as = as
  rev (x:xs) as = rev xs (x:as)
```

- Zweites Argument von rev: **Kontext**
  - Liste der Elemente davor in umgekehrter Reihenfolge

Bidirektionale Programmierung

- Verallgemeinerung der Idee des Kontext
- Motivierendes Beispiel: Update in einer Datenbank
- Weitere Anwendungsfelder:
  - Benutzerschnittstellen (MVC)
  - Datensynchronisation

View Updates

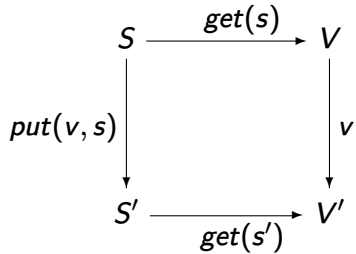


- View v durch Anfrage q (Bsp: Anfrage auf Datenbank)
- View wird **verändert** (Update u)
- Quelle S soll entsprechend angepasst werden (**Propagation** der Änderung)
- Problem: q soll **beliebig** sein
  - Nicht-injektiv? Nicht-surjektiv?

Lösung

- Eine Operation *get* für den View
- Inverse Operation *put* wird automatisch erzeugt (wo möglich)
- Beide müssen invers sein — deshalb **bidirektionale Programmierung**

Putting and Getting



- Signatur der Operationen:

$$\begin{aligned} get &: S \longrightarrow V \\ put &: V \times S \longrightarrow S \end{aligned}$$

- Es müssen die **Linsengesetze** gelten:

$$\begin{aligned} get(put(v,s)) &= v \\ put(get(s),s)) &= s \\ put(v,put(w,s)) &= put(v,s) \end{aligned}$$

Erweiterung: Erzeugung

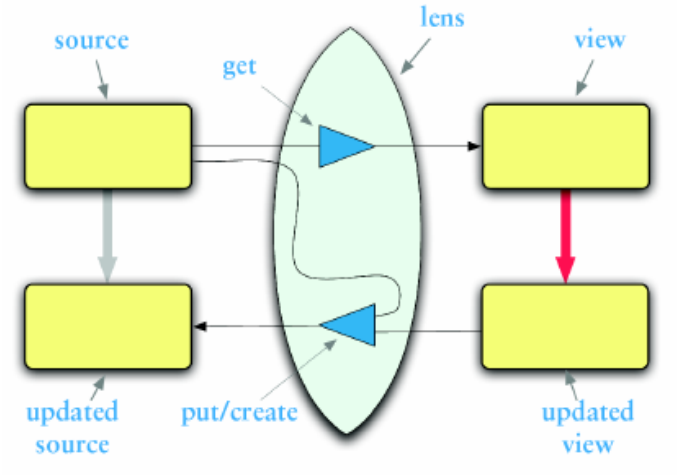
- Wir wollen auch Elemente (im Ziel) erzeugen können.
- Signatur:

$$create : V \longrightarrow S$$

- Weitere **Gesetze**:

$$\begin{aligned} get(create(v)) &= v \\ put(v, create(w)) &= create(w) \end{aligned}$$

Die Linse im Überblick



Linsen im Beispiel

- Updates auf strukturierten Datenstrukturen:

```
case class Turtle(
  position: Point = Point(),
  color: Color = Color(),
  heading: Double = 0.0,
  penDown: Boolean = false)
```

```
case class Point(
  x: Double = 0.0,
  y: Double = 0.0)

case class Color(
  r: Int = 0,
  g: Int = 0,
  b: Int = 0)
```

- Ohne Linsen: functional record update

```
scala> val t = new Turtle();
t: Turtle = Turtle(Point(0.0,0.0),Color(0,0,0),0.0,false)

scala> t.copy(penDown = ! t.penDown);
res5: Turtle = Turtle(Point(0.0,0.0),Color(0,0,0),0.0,true)
```

Linsen im Beispiel

- Das wird sehr schnell sehr aufwändig:

```
scala> def forward(t:Turtle) : Turtle =
    t.copy(position= t.position.copy(x= t.position.x+ 1));

forward: (t: Turtle)Turtle
scala> forward(t);
res6: Turtle = Turtle(Point(1.0,0.0),Color(0,0,0),0.0,false)
```

- Linsen helfen, das besser zu organisieren.

Abhilfe mit Linsen

- Zuerst einmal: die **Linse**.

```
object Lenses {
  case class Lens[O, V](
    get: O => V,
    set: (O, V) => O
  ) }
```

- Linsen für die Schildkröte:

```
  val TurtlePosition =
    Lens[Turtle, Point](_.position,
      (t, p) => t.copy(position = p))

  val PointX =
    Lens[Point, Double](_.x,
     (p, x) => p.copy(x = x))
```

Benutzung

- Längliche Definition, aber einfache Benutzung:

```
scala> StandaloneTurtleLenses.TurtleX.get(t);
res12: Double = 0.0

scala> StandaloneTurtleLenses.TurtleX.set(t, 4.3);
res13: Turtles.Turtle = Turtle(Point(4.3,0.0),Color(0,0,0),0.0,false)
```

- Viel *boilerplate*, aber:
- Definition kann **abgeleitet** werden

Abgeleitete Linsen

- Aus der `Shapeless`-Bücherei:

```
object ShapelessTurtleLenses {

  import Turtles._
  import shapeless._, Lens._, Nat._

  val TurtleX = Lens[Turtle] ≫ _0 ≫ _0
  val TurtleHeading = Lens[Turtle] ≫ _2

  def right(t: Turtle, δ: Double) =
    TurtleHeading.modify(t)(_ + δ)
```

- Neue Linsen aus vorhandenen konstruieren

Linsen konstruieren

- Die **konstante** Linse (für $c \in V$):

$$\begin{aligned} const\ c &: S \longleftrightarrow V \\ get(s) &= c \\ put(v, s) &= s \\ create(v) &= s \end{aligned}$$

- Die **Identitätslinse:**

$$\begin{aligned} copy\ c &: S \longleftrightarrow S \\ get(s) &= s \\ put(v, s) &= v \\ create(v) &= v \end{aligned}$$

Linsen komponieren

- Gegeben Linsen $L_1 : S_1 \longleftrightarrow S_2, L_2 : S_2 \longleftrightarrow S_3$
- Die Komposition ist definiert als:

$$\begin{aligned} L_2 \cdot L_1 &: S_1 \longleftrightarrow S_3 \\ get &= get_2 \cdot get_1 \\ put(v, s) &= put_1(put_2(v, get_1(s)), s) \\ create &= create_1 \cdot create_2 \end{aligned}$$

- Beispiel hier:

$$\text{TurtleX} = \text{TurtlePosition} \cdot \text{PointX}$$

Mehr Linsen und Bidirektionale Progammierung

- Die `Shapeless`-Bücherei in Scala
- Linsen in Haskell
- **DSL** für bidirektionale Programmierung: Boomerang

Zusammenfassung

- Der **Zipper**
  - Manipulation von Datenstrukturen
  - Zipper = Kontext + Fokus
  - Effiziente destruktive Manipulation
- **Bidirektionale Programmierung**
  - Linsen als Paradigma: *get*, *put*, *create*
  - Effektives funktionales Update
  - In Scala/Haskell mit abgeleiteter Implementierung (sonst als DSL)
- Nächstes Mal: Meta-Programmierung

Reaktive Programmierung
Vorlesung 6 vom 24.05.2022
Meta-Programmierung

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Was ist Meta-Programmierung?

“Programme höherer Ordnung” / Makros

Was sehen wir heute?

- Anwendungsbeispiel: JSON Serialisierung
- Meta-Programmierung in Scala:
  - Inlining
  - Compile-Time Operations
  - Typeclass Derivation
- Meta-Programmierung in Haskell:
  - Template Haskell
- Generische Programmierung in Scala und Haskell

Beispiel: JSON Serialisierung

Scala

```scala
case class Person(
  names: List[String],
  age: Int
)
```

Haskell

```haskell
data Person = Person {
  names :: [String],
  age :: Int
}
```

Ziel: Scala $\xleftrightarrow{\text{JSON}}$ Haskell

JSON: Erster Versuch

JSON1.scala

JSON: Erster Versuch

JSON1.scala

- Unpraktisch: Für jeden Typ muss manuell eine Instanz erzeugt werden
- Idee: Typklassenableitung for the win

Klassische Metaprogrammierung (Beispiel C)

```
#define square(n) ((n)*(n))
#define UpTo(i, n) for((i) = 0; (i) < (n); (i)++)

UpTo(i,10) {
  printf("i squared is: %d\n", square(i));
}
```

- Eigene Sprache: C Präprozessor
- Keine Typsicherheit: einfache String Ersetzungen

I. Metaprogrammierung in Haskell

Was brauchen wir?

- Idee: Funktion $AST \to AST$ zur Compilezeit ausführen

  1. Repräsentation des AST in der Sprache

Was brauchen wir?

- Idee: Funktion $AST \to AST$ zur Compilezeit ausführen

1. Repräsentation des AST in der Sprache
2. Konversion von und in diese Repräsentation

Was brauchen wir?

- Idee: Funktion $AST \to AST$ zur Compilezeit ausführen

1. Repräsentation des AST in der Sprache
2. Konversion von und in diese Repräsentation
3. Büchereien für häufige Use-Cases (e.g. JSON)

Was brauchen wir?

- Idee: Funktion $AST \to AST$ zur Compilezeit ausführen

1. Repräsentation des AST in der Sprache $\longrightarrow$ Template Haskell
2. Konversion von und in diese Repräsentation
3. Büchereien für häufige Use-Cases (e.g. JSON)

Was brauchen wir?

- Idee: Funktion $AST \to AST$ zur Compilezeit ausführen

1. Repräsentation des AST in der Sprache $\longrightarrow$ Template Haskell
2. Konversion von und in diese Repräsentation $\longrightarrow$ Template Haskell, Reification und Splicing
3. Büchereien für häufige Use-Cases (e.g. JSON)

Was brauchen wir?

- Idee: Funktion $AST \to AST$ zur Compilezeit ausführen

1. Repräsentation des AST in der Sprache $\longrightarrow$ Template Haskell
2. Konversion von und in diese Repräsentation $\longrightarrow$ Template Haskell, Reification und Splicing
3. Büchereien für häufige Use-Cases (e.g. JSON) $\longrightarrow$ Generics

Template Haskell I

- **Getypte** Repräsentation des AST in Haskell
  - Vgl. Reflektion in Java
- Datentyp `Exp` für Ausdrücke, `Dec` für Deklarationen, ...
- `https://hackage.haskell.org/package/template-haskell-2.10.0.0/docs/Language-Haskell-TH-Syntax.html`
- Beispiel: Repräsentation von `("foo", x)`:

```
r= TupE[Just (LitE (StringL "foo")), Just (VarE (mkName "x"))]
```

Template Haskell II

- Reifikation: vom Code zur Repräsentation (Quotation via “Oxford brackets”)

```
r2= runQ [| ("foo", x) |]
```

- Splicing: von der Repräsentation zum Code

```
$(return r)$
```

- `Q`: The “quotation monad”
  - Erlaubt e.g. auch IO-Aktionen einzubetten (`runIO`).
- Beispiele: generische Selektion aus Tupeln, generisches Currying

Was ist mit Jason?

- Wir könnten Serialisierin JSON mit Template Haskell schreiben.
- Aber: müsste für jeden Datentyp spezifisch sein.
- Besser: **generisch** für alle Datentypen
  - Konstante Konstruktoren werden zu Konstanten
  - Mehrstellige Konstrukturen werden zu Produkten
  - Namen durch Konstruktornamen gegeben

Generische Programmierung: Polynomiale Datentypen

- **Polynomiale** Datentypen sind gegeben durch
  - Produkte (d.h. konstante oder mehrstellige Konstrukturen)
  - Summen (mehrere Konstruktoren)
- Beispiele: Listen, Maybe, Bäume, ...
- Gegenbeispiel: alles mit Funktionsräumen, Sequenzen, Arrays
- Polynomiale Datentypen können **generisch** repräsentiert werden: **Generics**

Generische Programmierung: Generics

- Generische Repräsentation von Datentypen:
  `https://wiki.haskell.org/GHC.Generics#Representation_types`
- Konversion von und nach `Generic`:
  `https://hackage.haskell.org/package/base-4.16.1.0/docs/GHC-Generics.html#g:24`
- Beispiel:

```haskell
data T = Null | Two T T deriving Generic
t = Two Null (Two Null Null)

from t
```

- Damit: **generische** Konversion von und nach JSON

II. Metaprogrammierung in Scala

Metaprogrammierung in Scala: Scalameta

- Idee: Typsichere Operationen zur Compilezeit

```
import scala.compiletime.constValue
import scala.compiletime.ops.int.*

type A = 3
type B = 4
type C = A + B
def sevenToFourteen(c: C) = constValue[C * 2]
```

Inlining

```
inline def assert(inline debug: Boolean, assertion: ⇒ Boolean): Unit =
  if debug then
  else if !debug then
  else error("debug mode must be a known value")
```

Heterogene Listen

- Generische Tupel

```
import compiletime._

type Concat[L <: Tuple, +R <: Tuple] <: Tuple = L match
  case EmptyTuple => R
  case h *: t => h *: Concat[t, R]

def concat[L <: Tuple, R <: Tuple](l: L, r: R): Concat[L,R] =
  runtime.Tuples.concat(l,r).asInstanceOf[Concat[L,R]]

val example: (Int,String,Boolean,Double) = concat((1,"Hallo"),(false,4.2))
```

- Viele Operationen normaler Listen vorhanden:
- Was ist der parameter für `map`?

Heterogene Listen

- Generische Tupel

```
import compiletime._

type Concat[L <: Tuple, +R <: Tuple] <: Tuple = L match
  case EmptyTuple => R
  case h *: t => h *: Concat[t, R]

def concat[L <: Tuple, R <: Tuple](l: L, r: R): Concat[L,R] =
  runtime.Tuples.concat(l,r).asInstanceOf[Concat[L,R]]

val example: (Int,String,Boolean,Double) = concat((1,"Hallo"),(false,4.2))
```

- Viele Operationen normaler Listen vorhanden:
- Was ist der parameter für `map`? ⇒ Polymorphe Funktionen

Polymorphe Funktionen und Match Types

- Match Types werden zur Compilezeit reduziert

```
type F[X] = X match
  case Int ⇒ Boolean
  case String ⇒ Int
  case Boolean ⇒ String
  case Double ⇒ Double
```

- Damit können Polymorphe Funktionen implementiert werden:

```
def f[X](x: X): F[X] = x match
  case i: Int ⇒ i > 0
  case s: String ⇒ s.length
  case b: Boolean ⇒ b.toString
  case d: Double ⇒ −d

val example2: (Boolean, Int, String, Double) = example.map(f)
```

Typklassenableitung

- Typklassen können abgeleitet werden:

```
enum Tree[T] derives Eq, Ordering, Show:
  case Branch(left: Tree[T], right: Tree[T])
  case Leaf(elem: T)
```

- Wird übersetzt zu

```
given [T: Eq]       : Eq[Tree[T]]    = Eq.derived
given [T: Ordering] : Ordering[Tree] = Ordering.derived
given [T: Show]     : Show[Tree]     = Show.derived
```

- Was macht Eq.derived?

Typklassenableitung

- Implementierung der Ableitung:

```
import scala.deriving.Mirror

object Eq:
  def derived[T](using Mirror.Of[T]): Eq[T] = ...
```

- Damit können wir für Alle Algebraischen Datentypen Typklassen ableiten, aber...
- Wie Sieht der Mirror für Tree aus?

Typklassenableitung: Mirrors

- Mirror für Tree

```
new Mirror.Sum:
  type MirroredType = Tree
  type MirroredElemTypes[T] = (Branch[T], Leaf[T])
  type MirroredMonoType = Tree[_]
  type MirroredLabel = "Tree"
  type MirroredElemLabels = ("Branch", "Leaf")

  def ordinal(x: MirroredMonoType): Int = x match
    case _: Branch[_] ⇒ 0
    case _: Leaf[_] ⇒ 1
```

Typklassenableitung: Mirrors

- Mirror für Branch

```
new Mirror.Product:
  type MirroredType = Branch
  type MirroredElemTypes[T] = (Tree[T], Tree[T])
  type MirroredMonoType = Branch[_]
  type MirroredLabel = "Branch"
  type MirroredElemLabels = ("left", "right")

  def fromProduct(p: Product): MirroredMonoType =
    new Branch(...)
```

Typklassenableitung: Mirrors

- Mirror für Leaf

```
new Mirror.Product:
  type MirroredType = Leaf
  type MirroredElemTypes[T] = Tuple1[T]
  type MirroredMonoType = Leaf[_]
  type MirroredLabel = "Leaf"
  type MirroredElemLabels = Tuple1["elem"]

  def fromProduct(p: Product): MirroredMonoType =
    new Leaf(...)
```

Json Zweiter Versuch

JSON2.scala

Json Zweiter Versuch

JSON2.scala

- Generische Ableitungen für `case class`es
- Funktioniert das für alle algebraischen Datentypen?

Zusammenfassung

- **Meta-Programmierung:** Programme, die Programme erzeugen
- Typsichere Manipulation des AST:
  - Template Haskell, Scalameta
- Damit **generische Programmierung**
  - Generic Haskell, Scala

Reaktive Programmierung
Vorlesung 7 vom 31.05.2022
Reaktive Ströme (Observables)

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Klassifikation von Effekten

	Einer	Viele
Synchron	`Try[T]`	`Iterable[T]`
Asynchron	`Future[T]`	`Observable[T]`

- `Try` macht **Fehler** explizit
- `Future` macht **Verzögerung** explizit
- Explizite Fehler bei Nebenläufigkeit **unverzichtbar**
- Heute: `Observables`

Future[T] ist dual zu Try[T]

```
trait Future[T]:
  def onComplete(callback: Try[T] ⇒ Unit): Unit
```

Future[T] ist dual zu Try[T]

```
trait Future[T]:
  def onComplete(callback: Try[T] ⇒ Unit): Unit
```

- `(Try[T] =>Unit)=>Unit`

Future[T] ist dual zu Try[T]

```
trait Future[T]:
  def onComplete(callback: Try[T] ⇒ Unit): Unit
```

- `(Try[T] =>Unit)=>Unit`
- Umgedreht:
  `Unit =>(Unit =>Try[T])`

Future[T] ist dual zu Try[T]

```
trait Future[T]:
  def onComplete(callback: Try[T] ⇒ Unit): Unit
```

- `(Try[T] =>Unit)=>Unit`
- Umgedreht:
  `Unit =>(Unit =>Try[T])`
- `() =>(() =>Try[T])`

Future[T] ist dual zu Try[T]

```
trait Future[T]:
  def onComplete(callback: Try[T] ⇒ Unit): Unit
```

- `(Try[T] =>Unit)=>Unit`
- Umgedreht:
  `Unit =>(Unit =>Try[T])`
- `() =>(() =>Try[T])`
- ≈ `Try[T]`

Try vs Future

- `Try[T]`: Blockieren $\longrightarrow$ `Try[T]`
- `Future[T]`: Callback $\longrightarrow$ `Try[T]` (**Reaktiv**)

Was ist dual zu `Iterable`?

```
trait Iterable[T] { def iterator(): Iterator[T] }
trait Iterator[T] { def hasNext: Boolean
                    def next(): T }
```

Was ist dual zu `Iterable`?

```
trait Iterable[T] { def iterator(): Iterator[T] }
trait Iterator[T] { def hasNext: Boolean
                    def next(): T }
```

- `() =>`

Was ist dual zu `Iterable`?

```
trait Iterable[T] { def iterator(): Iterator[T] }
trait Iterator[T] { def hasNext: Boolean
                    def next(): T }
```

- `() =>() =>Try[Option[T]]`

Was ist dual zu `Iterable`?

```
trait Iterable[T] { def iterator(): Iterator[T] }
trait Iterator[T] { def hasNext: Boolean
                    def next(): T }
```

- `() =>() =>Try[Option[T]]`
- Umgedreht:
  `(Try[Option[T]] =>Unit)=>Unit`

Was ist dual zu `Iterable`?

```
trait Iterable[T] { def iterator(): Iterator[T] }
trait Iterator[T] { def hasNext: Boolean
                    def next(): T }
```

- `() =>() =>Try[Option[T]]`
- Umgedreht:
  `(Try[Option[T]] =>Unit)=>Unit`
- `( T =>Unit, Throwable =>Unit, ()=>Unit )=>Unit`

Observable[T] ist dual zu Iterable[T]

```
trait Iterable[T]:
  def iterator: Iterator[T]


trait Iterator[T]:
  def hasNext: Boolean
  def next(): T
```

```
trait Observable[T]:
  def subscribe(Observer[T] observer):
      Subscription

trait Observer[T]:
  def onNext(T value): Unit
  def onError(Throwable error): Unit
  def onCompleted(): Unit

trait Subscription:
  def unsubscribe(): Unit
```

Warum Observables?

```
class Robot(var pos: Int, var battery: Int):
  def goldAmounts = new Iterable[Int]:
    def iterator = new Iterator[Int]:
      def hasNext = world.length > pos
      def next() = if battery > 0 then
          Thread.sleep(1000)
          battery -= 1
          pos += 1
          world(pos).goldAmount
        else sys.error("low battery")

(robotA.goldAmounts zip robotB.goldAmounts)
  .map(_ + _).takeUntil(_ > 5)
```

Observable Robots

```
class Robot(var pos: Int, var battery: Int):
  def goldAmounts = Observable { obs ⇒
    var continue = true
    while continue && world.length > pos do
      if battery > 0 then
        Thread.sleep(1000)
        pos += 1
        battery -= 1
        obs.onNext(world(pos).gold)
      else obs.onError(new Exception("low battery"))
    obs.onCompleted()
    Subscription(continue = false)

(robotA.goldAmounts zip robotB.goldAmounts)
  .map(_ + _).takeUntil(_ > 5)
```

Observables Intern

DEMO

Observable Contract

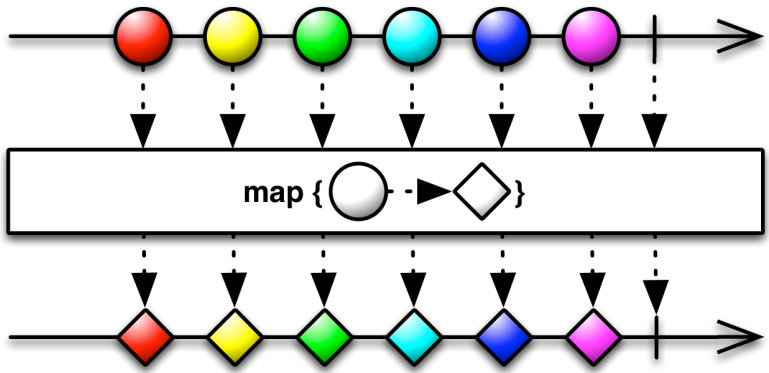
- die `onNext` Methode eines Observers wird beliebig oft aufgerufen.
- `onCompleted` oder `onError` werden nur einmal aufgerufen und schließen sich gegenseitig aus.
- Nachdem `onCompleted` oder `onError` aufgerufen wurde wird `onNext` nicht mehr aufgerufen.

`onNext*(onCompleted|onError)?`

- Diese Spezifikation wird durch die Konstruktoren erzwungen.

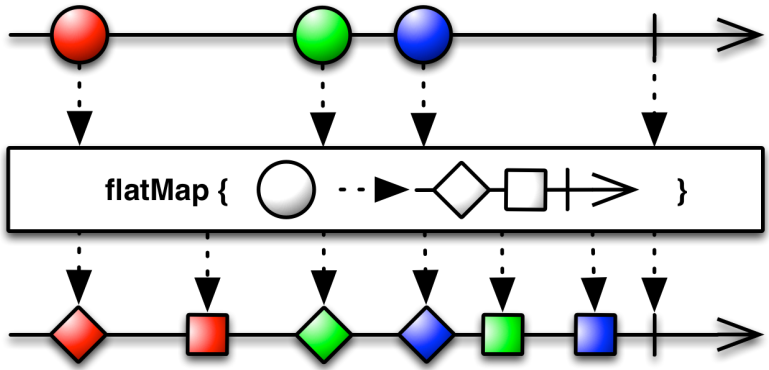
map

```
def map[U](f: T ⇒ U): Observable[U]
```



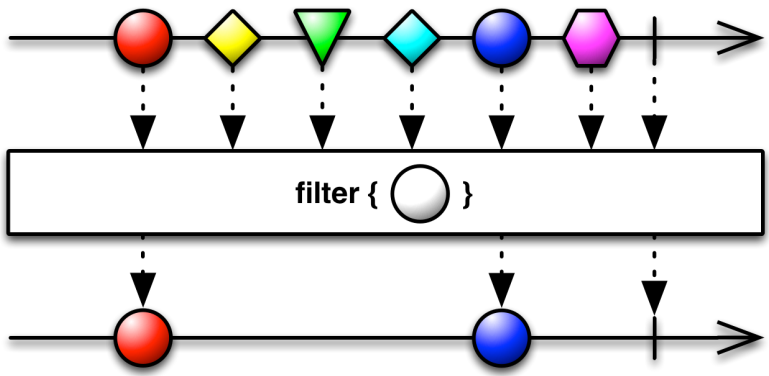
flatMap

```
def flatMap[U](f: T ⇒ Observable[U]): Observable[U]
```



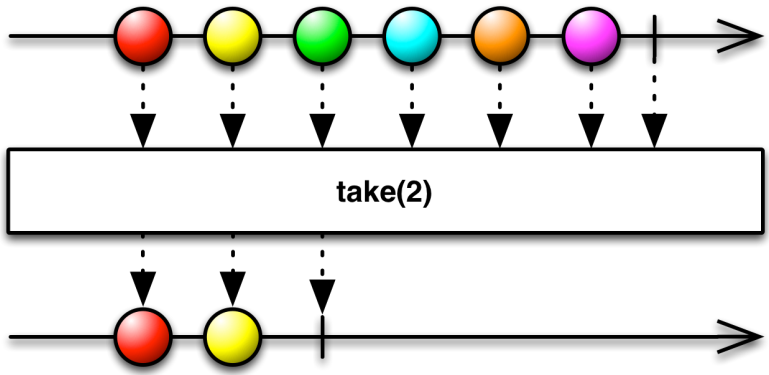
filter

```
def filter(f: T ⇒ Boolean): Observable[T]
```



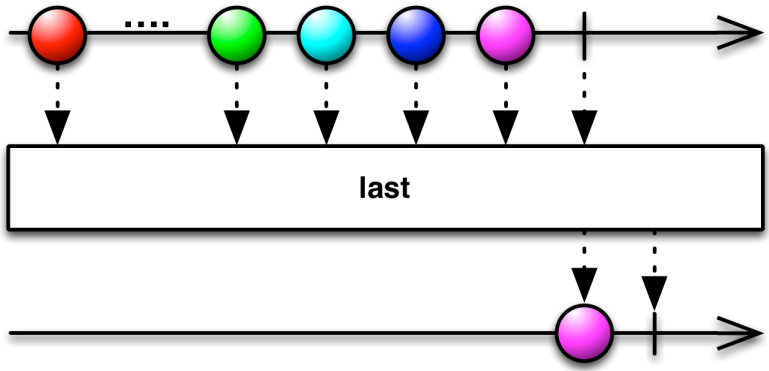
take

```
def take(count: Int): Observable[T]
```



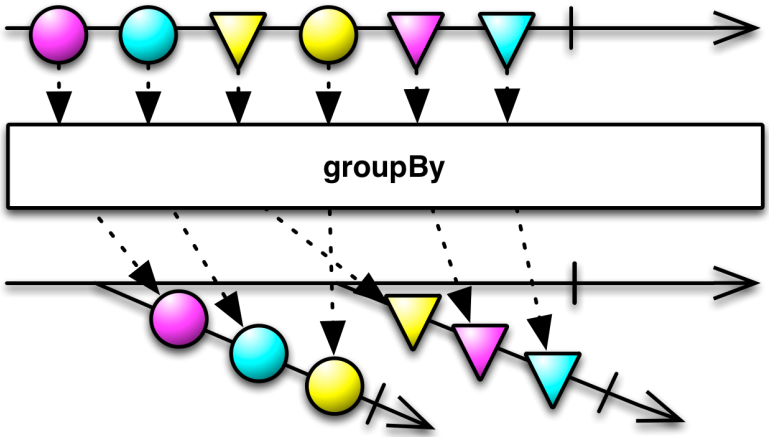
last

```
def last: Observable[T]
```



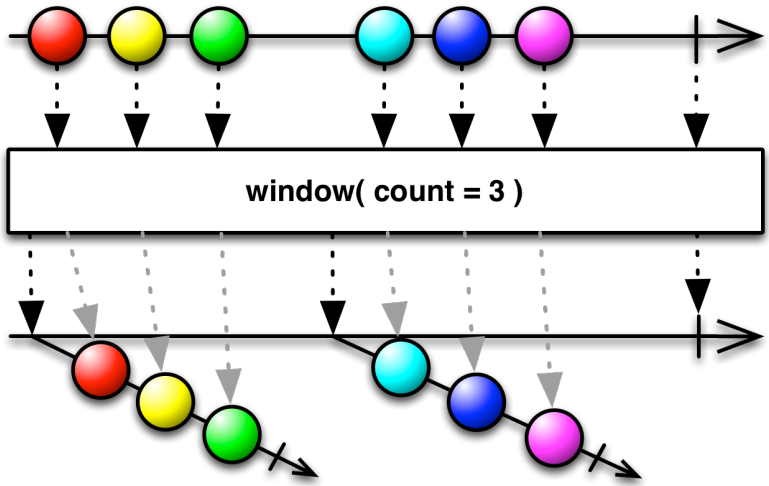
groupBy

```
def groupBy[U](T ⇒ U): Observable[Observable[T]]
```



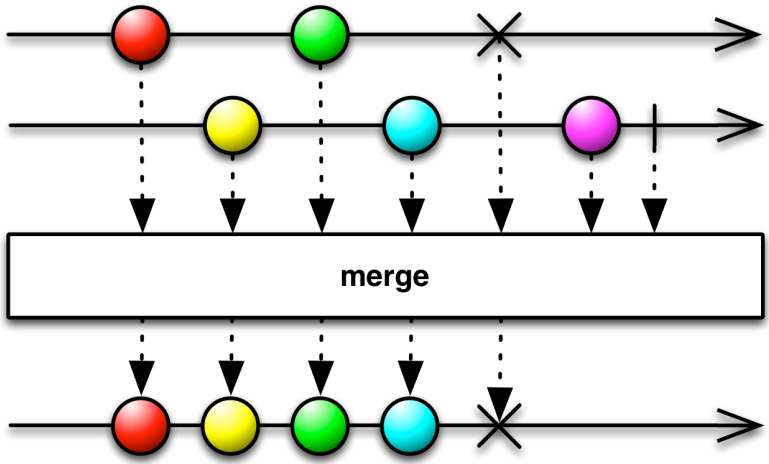
window

```
def window(count: Int): Observable[Observable[T]]
```



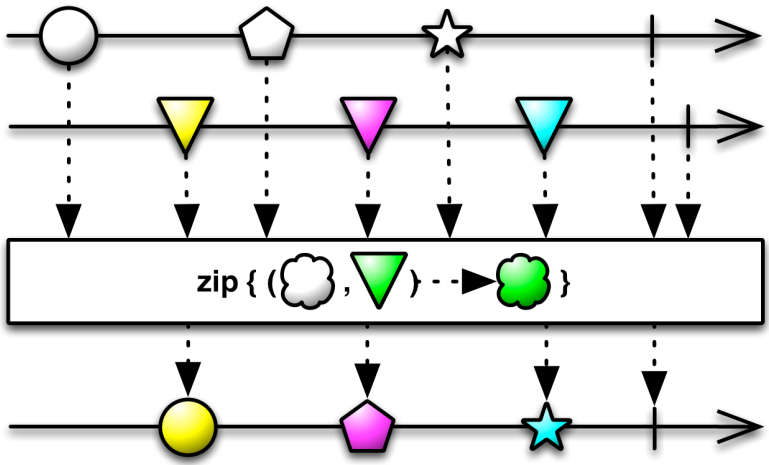
merge

```
def merge[T](obss: Observable[T]*): Observable[T]
```



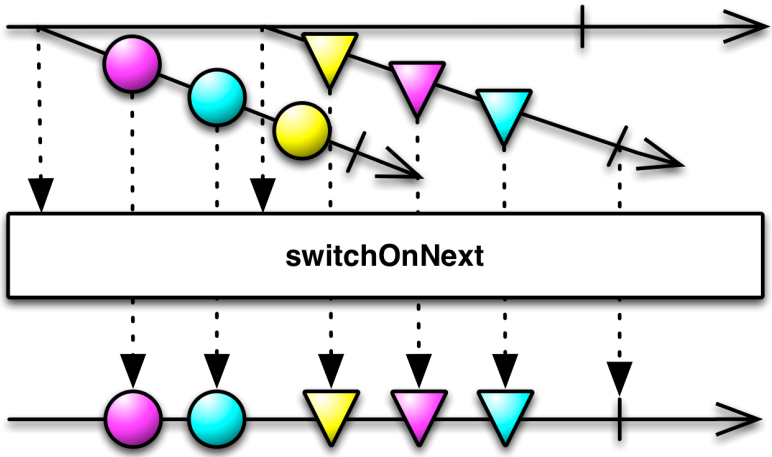
zip

```
def zip[U,S](obs: Observable[U], f: (T,U) ⇒ S): Observable[S]
```



switch

```
def switch(): Observable[T]
```



Subscriptions

- Subscriptions können mehrfach gecancelt werden. Deswegen müssen sie idempotent sein.

```
trait Subscription:
  def cancel(): Unit

class CompositeSubscription(subscriptions: Subscription*) extends
    Subscription

trait MultiAssignmentSubscription extends Subscription:
  def subscription_=(s: Subscription)
  def subscription: Subscription
```

Schedulers

- Nebenläufigkeit über `Scheduler`

```
trait Scheduler:
  def schedule(work: ⇒ Unit): Subscription

trait Observable[T]:
  ...
  def observeOn(schedule: Scheduler): Observable[T]
```

- `Subscription.cancel()` muss synchronisiert sein.

Hot vs. Cold Streams

- **Hot Observables** schicken allen Observern die gleichen Werte zu den gleichen Zeitpunkten.

  z.B. Maus Klicks

- **Cold Observables** fangen erst an Werte zu produzieren, wenn man ihnen zuhört. Für jeden Observer von vorne.

  z.B. `Observable.from(Seq(1,2,3))`

Observables Bibliotheken

- Observables sind eine Idee von Eric Meijer
- Bei Microsoft als .net *Reactive Extension* (Rx) enstanden
- Viele Implementierungen für verschiedene Platformen
  - RxJava, RxScala, RxClosure (Netflix)
  - RxPY, RxJS, ... (ReactiveX)
- Vorteil: Elegante Abstraktion, Performant
- Nachteil: Push-Modell ohne Bedarfsrückkopplung

Zusammenfassung

- Futures sind dual zu Try
- Observables sind dual zu Iterable
- Observables abstrahieren viele Nebenläufigkeitsprobleme weg:

  Außen **funktional** (Hui) - Innen **imperativ** (Pfui)
- Nächstes mal: **Back Pressure** und noch mehr reaktive Ströme

Reaktive Programmierung
Vorlesung 8 vom 07.06.2022
Reaktive Ströme II

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Rückblick: Observables

- Observables sind „asynchrone `Iterables`“
- Asynchronität wird durch **Inversion of Control** erreicht
- Es bleiben drei Probleme:
  - Die Gesetze der Observable können leicht verletzt werden.
  - Ausnahmen beenden den Strom - **Fehlerbehandlung**?
  - Ein zu schneller Observable kann den Empfangenden Thread **überfluten**

Datenstromgesetze

- `onNext*(onError|onComplete)`
- Kann leicht verletzt werden:

```
Observable[Int] { observer ⇒
  observer.onNext(42)
  observer.onCompleted()
  observer.onNext(1000)
  Subscription()
}
```

- Wir können die Gesetze erzwingen: `CODE DEMO`

Fehlerbehandlung

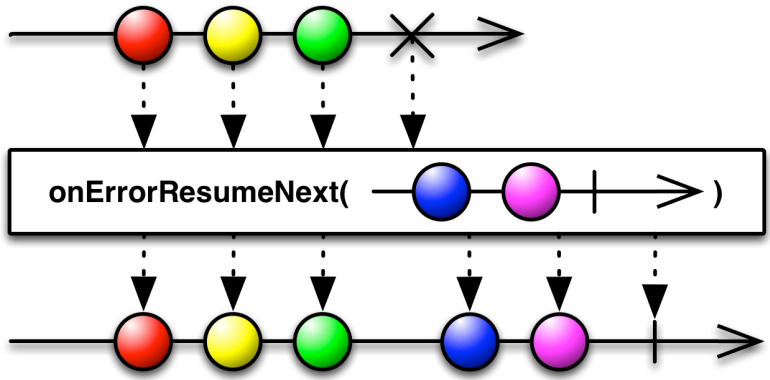
- Wenn Datenströme Fehler produzieren, können wir diese möglicherweise behandeln.
- Aber: *Observer.onError* beendet den Strom.

```
observable.subscribe(
  onNext = println,
  onError = ???,
  onCompleted = println("done"))
```

- *Observer.onError* ist für die Wiederherstellung des Stroms ungeeignet!
- Idee: Wir brauchen mehr Kombinatoren!

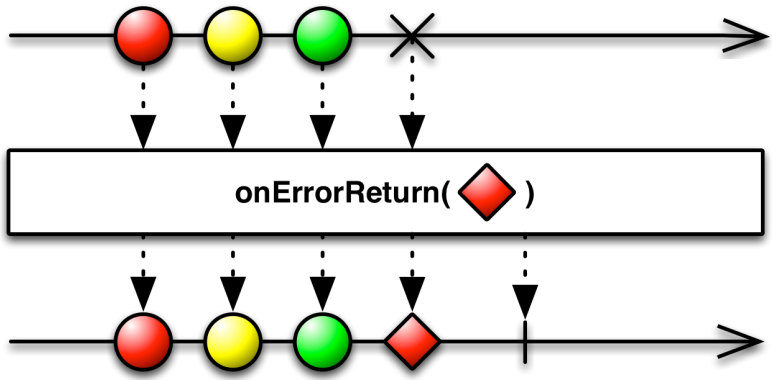
onErrorResumeNext

```
def onErrorResumeNext(f: ⇒ Observable[T]): Observable[T]
```



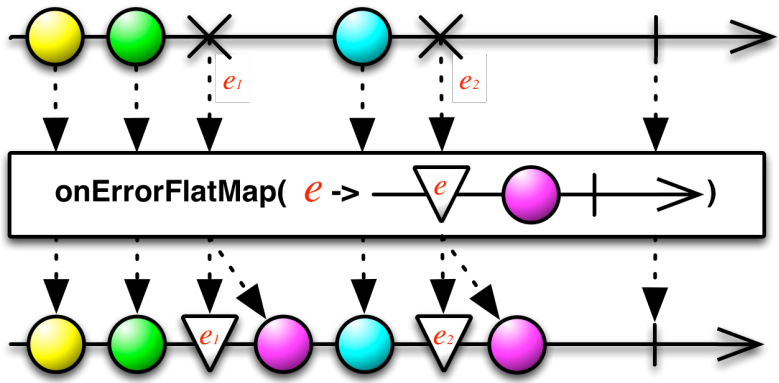
onErrorReturn

```
def onErrorReturn(f: ⇒ T): Observable[T]
```



onErrorFlatMap

```
def onErrorFlatMap(f: Throwable ⇒ Observable[T]): Observable[T]
```



Schedulers

- Nebenläufigkeit über `Scheduler`

```
trait Scheduler:
  def schedule(work: ⇒ Unit): Subscription

trait Observable[T]:
  ...
  def observeOn(schedule: Scheduler): Observable[T]
```

- CODE DEMO

Littles Gesetz

- In einer stabilen Warteschlange gilt:

$$L = \lambda \times W$$

- Länge der Warteschlange = Ankunftsrate $\times$ Durschnittliche Wartezeit
- Ankunftsrate = $\frac{\text{Länge der Warteschlange}}{\text{Durchschnittliche Wartezeit}}$

Littles Gesetz

- In einer stabilen Warteschlange gilt:

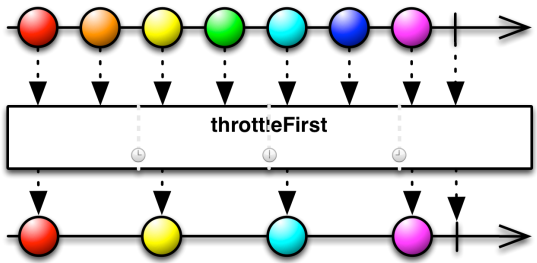
$$L = \lambda \times W$$

- Länge der Warteschlange = Ankunftsrate $\times$ Durschnittliche Wartezeit
- Ankunftsrate $= \frac{\text{Länge der Warteschlange}}{\text{Durchschnittliche Wartezeit}}$
- Wenn ein Datenstrom über einen längeren Zeitraum mit einer Frequenz $> \lambda$ Daten produziert, haben wir ein Problem!

Throttling / Debouncing

- Wenn wir L und W kennen, können wir λ bestimmen. Wenn λ überschritten wird, müssen wir etwas unternehmen.
- Idee: Throttling

```
stream.throttleFirst(lambda)
```

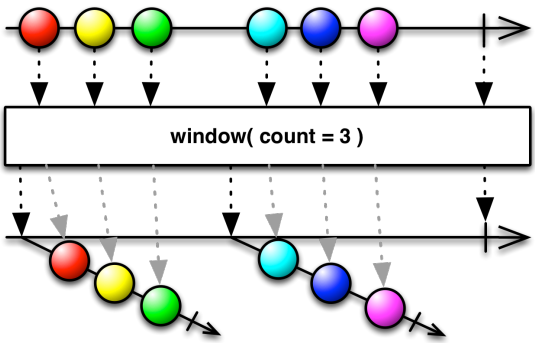


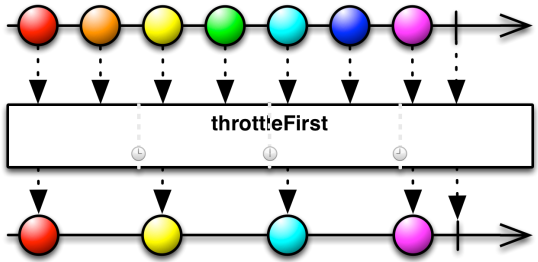
- Problem: Kurzzeitige Überschreigungen von λ sollen nicht zu Throttling führen.

Throttling / Debouncing

- Besser: Throttling erst bei längerer Überschreitung der Kapazität:

```
stream.window(count = L)
      .throttleFirst(lambda * L)
```

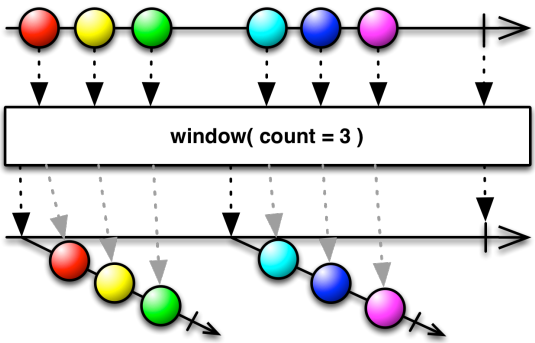


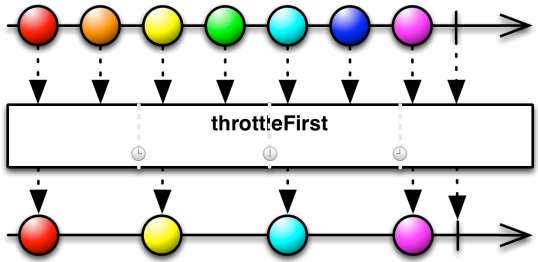


Throttling / Debouncing

- Besser: Throttling erst bei längerer Überschreitung der Kapazität:

```
stream.window(count = L)
      .throttleFirst(lambda * L)
```





- Was ist wenn wir selbst die Daten Produzieren?

Back Pressure

- Wenn wir Kontrolle über die Produktion der Daten haben, ist es unsinnig, sie wegzuwerfen!
- Wenn der Konsument keine Daten mehr annehmen kann soll der Produzent aufhören sie zu Produzieren.
- Erste Idee: Wir können den produzierenden Thread blockieren

```
observable.observeOn(producerThread)
          .subscribe(onNext = someExpensiveComputation)
```

- Reaktive Datenströme sollen aber gerade verhindern, dass Threads blockiert werden!

Back Pressure

- Bessere Idee: der Konsument muss mehr Kontrolle bekommen!

```
trait Subscription {
  def isUnsubscribed: Boolean
  def unsubscribe(): Unit
  def requestMore(n: Int): Unit
}
```

- Aufwändig in Observables zu implementieren!
- Siehe `http://www.reactive-streams.org/`

Reactive Streams Initiative

- Ingenieure von Kaazing, Netflix, Pivotal, RedHat, Twitter und Typesafe haben einen offenen Standard für reaktive Ströme entwickelt
- Minimales Interface (Java + JavaScript)
- Ausführliche Spezifikation
- Umfangreiches **Technology Compatibility Kit**
- Führt unterschiedlichste Bibliotheken zusammen
  - JavaRx
  - **akka streams**
  - Slick 3.0 (Datenbank FRM)
  - ...

Reactive Streams: Interfaces

- `Publisher[O]` – Stellt eine potentiell unendliche Sequenz von Elementen zur Verfügung. Die Produktionsrate richtet sich nach der Nachfrage der `Subscriber`
- `Subscriber[I]` – Konsumiert Elemente eines `Pubilshers`
- `Subscription` – Repräsentiert ein eins zu eins Abonnement eines `Subscribers` an einen `Publisher`
- `Processor[I,O]` – Ein Verarbeitungsschritt. Gleichzeitig `Publisher` und `Subscriber`

Reactive Streams: 1. `Publisher[T]`

```
def subscribe(s: Subscriber[T]): Unit
```

1. The total number of `onNext` signals sent by a `Publisher` to a `Subscriber` MUST be less than or equal to the total number of elements requested by that `Subscriber`'s `Subscription` at all times.
2. A `Publisher` MAY signal less `onNext` than requested and terminate the `Subscription` by calling `onComplete` or `onError`.
3. `onSubscribe`, `onNext`, `onError` and `onComplete` signaled to a `Subscriber` MUST be signaled sequentially (no concurrent notifications).
4. If a `Publisher` fails it MUST signal an `onError`.
5. If a `Publisher` terminates successfully (finite stream) it MUST signal an `onComplete`.
6. If a `Publisher` signals either `onError` or `onComplete` on a `Subscriber`, that `Subscriber`'s `Subscription` MUST be considered cancelled.

Reactive Streams: 1. `Publisher[T]`

```
def subscribe(s: Subscriber[T]): Unit
```

7. Once a terminal state has been signaled (`onError`, `onComplete`) it is REQUIRED that no further signals occur.

8. If a `Subscription` is cancelled its `Subscriber` MUST eventually stop being signaled.

9. `Publisher.subscribe` MUST call `onSubscribe` on the provided `Subscriber` prior to any other signals to that `Subscriber` and MUST return normally, except when the provided `Subscriber` is null in which case it MUST throw a java.lang.NullPointerException to the caller, for all other situations the only legal way to signal failure (or reject the `Subscriber`) is by calling `onError` (after calling `onSubscribe`).

10. `Publisher.subscribe` MAY be called as many times as wanted but MUST be with a different `Subscriber` each time.

11. A `Publisher` MAY support multiple Subscribers and decides whether each `Subscription` is unicast or multicast.

Reactive Streams: 2. `Subscriber[T]`

```
def onComplete: Unit
def onError(t: Throwable): Unit
def onNext(t: T): Unit
def onSubscribe(s: Subscription): Unit
```

1. A `Subscriber` MUST signal demand via `Subscription.request(long n)` to receive `onNext` signals.
2. If a `Subscriber` suspects that its processing of signals will negatively impact its `Publisher`'s responsivity, it is RECOMMENDED that it asynchronously dispatches its signals.
3. `Subscriber.onComplete()` and `Subscriber.onError(Throwable t)` MUST NOT call any methods on the `Subscription` or the `Publisher`.
4. `Subscriber.onComplete()` and `Subscriber.onError(Throwable t)` MUST consider the `Subscription` cancelled after having received the signal.
5. A `Subscriber` MUST call `Subscription.cancel()` on the given `Subscription` after an `onSubscribe` signal if it already has an active `Subscription`.

Reactive Streams: 2. Subscriber[T]

```
def onComplete: Unit
def onError(t: Throwable): Unit
def onNext(t: T): Unit
def onSubscribe(s: Subscription): Unit
```

6. A Subscriber MUST call Subscription.cancel() if it is no longer valid to the Publisher without the Publisher having signaled onError or onComplete.
7. A Subscriber MUST ensure that all calls on its Subscription take place from the same thread or provide for respective external synchronization.
8. A Subscriber MUST be prepared to receive one or more onNext signals after having called Subscription.cancel() if there are still requested elements pending. Subscription.cancel() does not guarantee to perform the underlying cleaning operations immediately.
9. A Subscriber MUST be prepared to receive an onComplete signal with or without a preceding Subscription.request(long n) call.
10. A Subscriber MUST be prepared to receive an onError signal with or without a preceding Subscription.request(long n) call.

Reactive Streams: 2. `Subscriber[T]`

```
def onComplete: Unit
def onError(t: Throwable): Unit
def onNext(t: T): Unit
def onSubscribe(s: Subscription): Unit
```

11. A `Subscriber` MUST make sure that all calls on its `onXXX` methods happen-before the processing of the respective signals. I.e. the `Subscriber` must take care of properly publishing the signal to its processing logic.
12. `Subscriber.onSubscribe` MUST be called at most once for a given `Subscriber` (based on object equality).
13. Calling onSubscribe, `onNext`, `onError` or `onComplete` MUST return normally except when any provided parameter is null in which case it MUST throw a `java.lang.NullPointerException` to the caller, for all other situations the only legal way for a `Subscriber` to signal failure is by cancelling its `Subscription`. In the case that this rule is violated, any associated `Subscription` to the `Subscriber` MUST be considered as cancelled, and the caller MUST raise this error condition in a fashion that is adequate for the runtime environment.

Reactive Streams: 3. `Subscription`

```
def cancel(): Unit
def request(n: Long): Unit
```

1. `Subscription.request` and `Subscription.cancel` MUST only be called inside of its Subscriber context. A `Subscription` represents the unique relationship between a Subscriber and a Publisher.
2. The `Subscription` MUST allow the Subscriber to call `Subscription.request` synchronously from within `onNext` or `onSubscribe`.
3. `Subscription.request` MUST place an upper bound on possible synchronous recursion between Publisher and Subscriber.
4. `Subscription.request` SHOULD respect the responsivity of its caller by returning in a timely manner.
5. `Subscription.cancel` MUST respect the responsivity of its caller by returning in a timely manner, MUST be idempotent and MUST be thread-safe.
6. After the `Subscription` is cancelled, additional `Subscription.request(long n)` MUST be NOPs.

Reactive Streams: 3. `Subscription`

```
def cancel(): Unit
def request(n: Long): Unit
```

7. After the `Subscription` is cancelled, additional `Subscription.cancel()` MUST be NOPs.
8. While the `Subscription` is not cancelled, `Subscription.request(long n)` MUST register the given number of additional elements to be produced to the respective subscriber.
9. While the `Subscription` is not cancelled, `Subscription.request(long n)` MUST signal onError with a java.lang.IllegalArgumentException if the argument is ≤ 0. The cause message MUST include a reference to this rule and/or quote the full rule.
10. While the `Subscription` is not cancelled, `Subscription.request(long n)` MAY synchronously call onNext on this (or other) subscriber(s).
11. While the `Subscription` is not cancelled, `Subscription.request(long n)` MAY synchronously call onComplete or onError on this (or other) subscriber(s).

Reactive Streams: 3. `Subscription`

```
def cancel(): Unit
def request(n: Long): Unit
```

12. While the `Subscription` is not cancelled, `Subscription.cancel()` MUST request the Publisher to eventually stop signaling its Subscriber. The operation is NOT REQUIRED to affect the `Subscription` immediately.

13. While the `Subscription` is not cancelled, `Subscription.cancel()` MUST request the Publisher to eventually drop any references to the corresponding subscriber. Re-subscribing with the same Subscriber object is discouraged, but this specification does not mandate that it is disallowed since that would mean having to store previously cancelled subscriptions indefinitely.

14. While the `Subscription` is not cancelled, calling `Subscription.cancel` MAY cause the `Publisher`, if stateful, to transition into the shut-down state if no other `Subscription` exists at this point.

Reactive Streams: 3. `Subscription`

```
def cancel(): Unit
def request(n: Long): Unit
```

16. Calling `Subscription.cancel` MUST return normally. The only legal way to signal failure to a Subscriber is via the `onError` method.

17. Calling `Subscription.request` MUST return normally. The only legal way to signal failure to a Subscriber is via the `onError` method.

18. A `Subscription` MUST support an unbounded number of calls to request and MUST support a demand (sum requested - sum delivered) up to $2^{63} - 1$ (`java.lang.Long.MAX_VALUE`). A demand equal or greater than $2^{63} - 1$ (`java.lang.Long.MAX_VALUE`) MAY be considered by the Publisher as "effectively unbounded".

Reactive Streams: 4. `Processor[I,O]`

```
def onComplete: Unit
def onError(t: Throwable): Unit
def onNext(t: I): Unit
def onSubscribe(s: Subscription): Unit
def subscribe(s: Subscriber[O]): Unit
```

1. A `Processor` represents a processing stage — which is both a `Subscriber` and a `Publisher` and MUST obey the contracts of both.

2. A `Processor` MAY choose to recover an `onError` signal. If it chooses to do so, it MUST consider the `Subscription` cancelled, otherwise it MUST propagate the `onError` signal to its `Subscribers` immediately.

Akka Streams

- Vollständige Implementierung der Reactive Streams Spezifikation
- Basiert auf **Datenflussgraphen** und **Materialisierern**
- Datenflussgraphen werden als **Aktornetzwerk** materialisiert

Akka Streams - Grundkonzepte

Datenstrom (Stream) – Ein Prozess der Daten überträgt und transformiert
Element – Recheneinheit eines Datenstroms
Back-Presure – Konsument signalisiert (asynchron) Nachfrage an Produzenten
Verarbeitungsschritt (Processing Stage) – Bezeichnet alle Bausteine aus denen sich ein Datenfluss oder Datenflussgraph zusammensetzt.
Quelle (Source) – Verarbeitungsschritt mit genau einem Ausgang
Abfulss (Sink) – Verarbeitungsschritt mit genau einem Eingang
Datenfluss (Flow) – Verarbeitungsschritt mit jeweils genau einem Ein- und Ausgang
Ausführbarer Datenfluss (RunnableFlow) – Datenfluss der an eine Quelle und einen Abfluss angeschlossen ist

Akka Streams - Beispiel

```
implicit val system = ActorSystem("example")
implicit val materializer = ActorFlowMaterializer()

val source = Source(1 to 10)
val sink = Sink.fold[Int,Int](0)(_ + _)
val sum: Future[Int] = source runWith sink
```

Datenflussgraphen

- Operatoren sind Abzweigungen im Graphen
- z.B. `Broadcast` (1 Eingang, n Ausgänge) und `Merge` (n Eingänge, 1 Ausgang)
- Scala DSL um Graphen darzustellen

```
val g = FlowGraph.closed() { implicit builder ⇒
  val in = source
  val out = sink
  val bcast = builder.add(Broadcast[Int](2))
  val merge = builder.add(Merge[Int](2))
  val f1, f2, f3, f4 = Flow[Int].map(_ + 10)

  in ~> f1 ~> bcast ~> f2 ~> merge ~> f3 ~> out
              bcast ~> f4 ~> merge
}
```

Operatoren in Datenflussgraphen

- Auffächern
  - `Broadcast[T]` – Verteilt eine Eingabe an n Ausgänge
  - `Balance[T]` – Teilt Eingabe gleichmäßig unter n Ausgängen auf
  - `UnZip[A,B]` – Macht aus `[(A,B)]`-Strom zwei Ströme `[A]` und `[B]`
  - `FlexiRoute[In]` – DSL für eigene Fan-Out Operatoren
- Zusammenführen
  - `Merge[In]` – Vereinigt n Ströme in einem
  - `MergePreferred[In]` – Wie `Merge`, hat aber einen präferierten Eingang
  - `ZipWith[A,B,...,Out]` – Fasst n Eingänge mit einer Funktion f zusammen
  - `Zip[A,B]` – *ZipWith* mit zwei Eingängen und $f = (\_, \_)$
  - `Concat[A]` – Sequentialisiert zwei Ströme
  - `FlexiMerge[Out]` – DSL für eigene Fan-In Operatoren

Partielle Datenflussgraphen

- Datenflussgraphen können partiell sein:

```
val pickMaxOfThree = FlowGraph.partial() {
  implicit builder =>

  val zip1 = builder.add(ZipWith[Int,Int,Int](math.max))
  val zip2 = builder.add(ZipWith[Int,Int,Int](math.max))

  zip1.out ~> zip2.in0

  UniformFanInShape(zip2.out, zip1.in0, zip1.in1, zip2.in1)
}
```

- Offene Anschlüsse werden später belegt

Sources, Sinks und Flows als Datenflussgraphen

- Source — Graph mit genau einem offenen Ausgang

```
Source(){ implicit builder ⇒
  outlet
}
```

- Sink — Graph mit genau einem offenen Eingang

```
Sink() { implicit builder ⇒
  inlet
}
```

- Flow — Graph mit jeweils genau einem offenen Ein- und Ausgang

```
Flow() { implicit builder ⇒
  (inlet,outlet)
}
```

Zyklische Datenflussgraphen

- Zyklen in Datenflussgraphen sind erlaubt:

```
val input = Source(Stream.continually(readLine()))

val flow = FlowGraph.closed() { implicit builder =>
  val merge = builder.add(Merge[String](2))
  val bcast = builder.add(Broadcast[String](2))
  val print = Flow.map{s => println(s); s}

  input ~> merge ~> print ~> bcast ~> Sink.ignore
           merge       <~       bcast
}
```

- Hört nach kurzer Zeit auf etwas zu tun — Wieso?

Zyklische Datenflussgraphen

- Besser:

```
val input = Source(Stream.continually(readLine()))

val flow = FlowGraph.closed() { implicit builder =>
  val merge = builder.add(Merge[String](2))
  val bcast = builder.add(Broadcast[String](2))
  val print = Flow.map{s => println(s); s}
  val buffer = Flow.buffer(10,OverflowStrategy.dropHead)

  input ~> merge ~> print ~> bcast ~> Sink.ignore
           merge <~ buffer <~ bcast
}
```

Pufferung

- Standardmäßig werden bis zu **16 Elemente** gepuffert, um parallele Ausführung von Streams zu erreichen.
- Dannach: Backpressure

```
Source(1 to 3)
  .alsoTo(Sink.foreach(i => println(s"A: $i")))
  .alsoTo(Sink.foreach(i => println(s"B: $i")))
  .alsoTo(Sink.foreach(i => println(s"C: $i")))
  .to(Sink.foreach(i => println(s"D: $i")))
  .run()
```

- Ausgabe nicht deterministisch, wegen paralleler Ausführung
- Puffergrößen können angepasst werden (Systemweit, Materalisierer, Verarbeitungsschritt)

Fehlerbehandlung

- Standardmäßig führen Fehler zum Abbruch:

```
val source = Source(0 to 5).map(100 / _)
val result = source.runWith(Sink.fold(0)(_ + _))
```

- `result =Future(Failure(ArithmeticException))`
- Fehlerbehandlung über Flow interface:

```
val source = Source(0 to 5).map(100 / _).recover {
  case _: ArithmeticException => 0
}
val result = source.runWith(Sink.fold(0)(_ + _))
```

- `result =Future(Success(228))`

Integration mit Aktoren?

- ActorPublisher war ein Aktor, der als Source verwendet werden kann.
- Deprecated. Jetzt: GraphStage

```
class MyActorPublisher extends ActorPublisher[String] {
  def receive = {
    case Request(n) ⇒
      for (i ← 1 to n) onNext("Hallo")
    case Cancel ⇒
      context.stop(self)
  }
}

Source.actorPublisher(Props[MyActorPublisher])
```

Integration mit Aktoren - ActorSubscriber

- ActorSubscriber ist ein Aktor, der als Sink verwendet werden kann.

```
class MyActorSubscriber extends ActorSubscriber {
  def receive = {
    case OnNext(elem) =>
      log.info("received {}", elem)
    case OnError(e) =>
      throw e
    case OnComplete =>
      context.stop(self)
  }
}

Source.actorPublisher(Props[MyActorPublisher])
```

Integration für einfache Fälle

- Für einfache Fälle gibt es `Source.actorRef` und `Sink.actorRef`

```
val source: Source[Foo,ActorRef] = Source.actorRef[Foo](
  bufferSize = 10,
  overflowStategy = OverflowStrategy.backpressure)

val sink: Sink[Foo,Unit] = Sink.actorRef[Foo](
  ref = myActorRef,
  onCompleteMessage = Bar)
```

- Problem: Sink hat kein Backpressure. Wenn der Aktor nicht schnell genug ist, explodiert alles.

Anwendung: akka-http

- Minimale HTTP-Bibliothek (Client und Server)
- Basierend auf *akka-streams* — reaktiv
- From scratch — **keine Altlasten**
- **Kein Blocking** — Schnell
- Scala DSL für Routen-Definition
- Scala DSL für Webaufrufe
- Umfangreiche Konfigurationsmöglichkeiten

Low-Level Server API

- HTTP-Server wartet auf Anfragen:
  `Source[IncomingConnection, Future[ServerBinding]]`

```
val server = Http.bind(interface = "localhost", port = 8080)
```

- Zu jeder Anfrage gibt es eine Antwort:

```
val requestHandler: HttpRequest => HttpResponse = {
  case HttpRequest(GET,Uri.Path("/ping"), _, _, _) =>
    HttpResponse(entity = "PONG!")
}

val serverSink =
  Sink.foreach(_.handleWithSyncHandler(requestHandler))

serverSource.to(serverSink)
```

High-Level Server API

- Minimalbeispiel:

```
implicit val system = ActorSystem("example")
implicit val materializer = ActorFlowMaterializer()

val routes = path("ping") {
  get {
    complete { <h1>PONG!</h1> }
  }
}

val binding =
  Http().bindAndHandle(routes, "localhost", 8080)
```

HTTP

- HTTP ist ein Protokoll aus den frühen 90er Jahren.
- Grundidee: Client sendet **Anfragen** an Server, Server **antwortet**
- Verschiedene Arten von Anfragen
  - GET — Inhalt abrufen
  - POST — Inhalt zum Server übertragen
  - PUT — Resource unter bestimmter URI erstellen
  - DELETE — Resource löschen
  - ...
- Antworten mit Statuscode. z.B.:
  - 200 — Ok
  - 404 — Not found
  - 501 — Internal Server Error
  - ...

Das Server-Push Problem

- HTTP basiert auf der Annahme, dass der Webclient den (statischen) Inhalt **bei Bedarf** anfragt.
- Moderne Webanwendungen sind alles andere als statisch.
- Workarounds des letzten Jahrzehnts:
  - **AJAX** — Eigentlich *Asynchronous JavaScript and XML*, heute eher **AJAJ** — Teile der Seite werden dynamisch ersetzt.
  - **Polling** — "Gibt's etwas Neues?", "Gibt's etwas Neues?", ...
  - **Comet** — Anfrage mit langem Timeout wird erst beantwortet, wenn es etwas Neues gibt.
  - **Chunked Response** — Server antwortet stückchenweise

WebSockets

- TCP-Basiertes **bidirektionales** Protokoll für Webanwendungen
- Client öffnet nur einmal die Verbindung
- Server und Client können **jederzeit** Daten senden
- Nachrichten ohne Header (1 Byte)
- Ähnlich wie Aktoren:
  - JavaScript Client sequentiell mit lokalem Zustand (≈ `Actor`)
  - `WebSocket.onmessage` ≈ `Actor.receive`
  - `WebSocket.send(msg)` ≈ `sender ! msg`
  - `WebSocket.onclose` ≈ `Actor.postStop`
  - Außerdem `onerror` für Fehlerbehandlung.

WebSockets in akka-http

- WebSockets ist ein `Flow[Message,Message,Unit]`
- Können über bidirektional Flows gehandhabt werden
  - `BidiFlow[-I1,+O1,-I2,+O2,+Mat]` – zwei Eingänge, zwei Ausgänge: Serialisieren und deserialisieren.
- Beispiel:

```
def routes = get {
  path("ping")(handleWebsocketMessages(wsFlow))
}

def wsFlow: Flow[Message,Message,Unit] =
  BidiFlow.fromFunctions(serialize,deserialize)
          .join(Flow.collect {
            case Ping => Pong
          })
```

Zusammenfassung

- Die Konstruktoren in der Rx Bibliothek wenden viel **Magie** an um Gesetze einzuhalten
- Fehlerbehandlung durch Kombinatoren ist einfach zu implementieren
- Observables eigenen sich nur bedingt um **Back Pressure** zu implementieren, da Kontrollfluss unidirektional konzipiert.
- Die *Reactive Streams*-Spezifikation beschreibt ein minimales Interface für Ströme mit Back Pressure
- Für die Implementierung sind Aktoren sehr gut geeignet $\Rightarrow$ akka streams

Zusammenfassung

- **Datenflussgraphen** repräsentieren reaktive Berechnungen
  - Geschlossene Datenflussgraphen sind ausführbar
  - Partielle Datenflussgraphen haben **unbelegte** ein oder ausgänge
  - **Zyklische** Datenflussgraphen sind erlaubt
- Puffer sorgen für **parallele Ausführung**
- Supervisor können bestimmte Fehler ignorieren
- *akka-stream* kann einfach mit *akka-actor* integriert werden
- Anwendungsbeispiel: *akka-http*
  - Low-Level API: `Request =>Response`
  - HTTP ist **pull basiert**
  - WebSockets sind **bidirektional** → Flow

Bonusfolie: WebWorkers

- JavaScript ist singlethreaded.
- Bibliotheken machen sich keinerlei Gedanken über Race-Conditions.
- Workaround: Aufwändige Berechnungen werden gestückelt, damit die Seite responsiv bleibt.
- Lösung: HTML5-WebWorkers (Alle modernen Browser)
  - `new WebWorker(file)` startet neuen Worker
  - Kommunikation über `postMessage, onmessage, onerror, onclose`
  - Einschränkung: Kein Zugriff auf das DOM — lokaler Zustand
  - WebWorker können weitere WebWorker erzeugen
  - *"Poor-Man's Actors"*

Reaktive Programmierung
Vorlesung 9 vom 14.06.2022
Funktional-Reaktive Programmierung

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Das Tagemenü

- **Funktional-Reaktive Programmierung** (FRP) ist **rein** funktionale, reaktive Programmierung.
- Sehr **abstraktes** Konzept — im Gegensatz zu Observables und Aktoren.
- Literatur: Paul Hudak, **The Haskell School of Expression**, Cambridge University Press 2000, Kapitel 13, 15, 17.
  - Andere (effizientere) Implementierung existieren.

Dialektik des Programmierens

	Einer	Viele
Synchron	`Try[T]`	`Iterable[T]`

- **These**: Synchron

Dialektik des Programmierens

	Einer	Viele
Synchron	`Try[T]`	`Iterable[T]`
Asynchron	`Future[T]`	`Observable[T]`

- **These**: Synchron
- **Antithese**: Asynchron

Dialektik des Programmierens

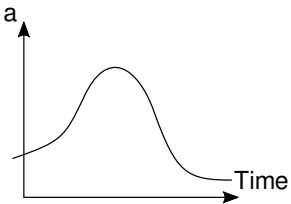
	Einer	Viele
Synchron	`Try[T]`	`Iterable[T]`
Asynchron	`Future[T]`	`Observable[T]`
Reaktiv	`Event a`	`Behaviour a`

- **These**: Synchron
- **Antithese**: Asynchron
- **Synthese**: Reaktiv

FRP in a Nutshell: Zwei Basiskonzepte

- **Kontinuierliches**, über der Zeit veränderliches **Verhalten**:

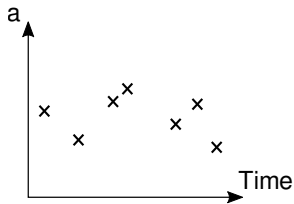
```
type Time = Float
type Behaviour α = Time → α
```



- Beispiel: Position eines Objektes

- **Diskrete Ereignisse** zu einem bestimmten Zeitpunkt:

```
type Event α = [(Time, α)]
```



- Beispiel: Benutzereingabe

Obige Typdefinitionen sind **Spezifikation**, nicht **Implementation**

Verhalten: erste einfache Beispiele

- Ein kreisender und ein pulsierender Ball:

```
circ, pulse :: Behavior Region
circ     = translate (cos time, sin time) (ell 0.2 0.2)
pulse    = ell (cos time * 0.5) (cos time * 0.5)
```

- Was passiert hier?
  - Basisverhalten: `time :: Behaviour Time`, `constB :: a → Behavior a`
  - Grafikbücherei: Datentyp `Region`, Funktion `Ellipse`
  - Liftings (`*`, `0.5`, `sin`, ...)

Lifting

- Um einfach mit `Behaviour` umgehen zu können, werden Funktionen zu `Behaviour` **geliftet:**

```
($*) :: Behavior (a→b) → Behavior a → Behavior b
lift1 :: (a → b) → (Behavior a → Behavior b)
```

  - Gleiches mit `lift2`, `lift3`, ...

- Damit komplexere Liftings (für viele andere Typklassen):

```
instance Num a ⇒ Num (Behavior a) where
  (+) = lift2 (+)
```

```
instance Floating a ⇒ Floating (Behavior a) where
  sin   = lift1 sin
```

Reaktive Animationen: Verhaltensänderung

- Beispiel: auf Knopfdruck Farbe ändern:

```
color1 :: Behavior Color
color1 = red `untilB` lbp ->> blue
```

- Was passiert hier?
  - `untilB` und `switch` kombinieren Verhalten

```
untilB :: Behavior a -> Event (Behavior a) -> Behavior a
switch :: Behavior a -> Event (Behavior a) -> Behavior a
```

  - `Event` ist ein `Functor`:

```
instance Functor Event where
e ->> v = fmap (const v) e
```

Reaktive Animationen: Verhaltensänderung

- Beispiel: auf Knopfdruck Farbe ändern:

```
color2h = red `switch` ((lbp -->> blue) .|. (key -->> yellow))
```

- Was passiert hier?
  - `untilB` und `switch` kombinieren Verhalten

```
untilB :: Behavior a -> Event (Behavior a) -> Behavior a
switch :: Behavior a -> Event (Behavior a) -> Behavior a
```

  - `Event` ist ein `Functor`:

```
instance Functor Event where
e -->> v = fmap (const v) e
```

  - Kombination von Ereignissen:

```
(.|.) :: Event a -> Event a -> Event a
```

Der Springende Ball

```
ball2 = paint red (translate (x,y) (ell 0.2 0.2)) where
  g  =  -4
  x  =  -3 + integral 0.5
  y  = 1.5 + integral vy
  vy = integral g `switch`
                 (hity `snapshot_` vy ==>>  λv'-> lift0 (-v') + integral g)
  hity = when (y <* -1.5)
```

- Nützliche Funktionen:

```
when :: Behavior Bool -> Event ()
integral :: Behavior Float-> Behavior Float
snapshot :: Event a -> Behavior b -> Event (a,b)
snapshot_ :: Event a -> Behavior b -> Event b
```

Der Springende Ball

```
ball2x = paint red (translate (x,y) (ell 0.2 0.2)) where
  g  =  -4
  x  =  -3 + integral vx
  vx =  1 `switch` (hitx  `snapshot_` vx ==>> λv' -> lift0 (-v'))
  hitx = when (x <* -3 ||* x >* 3)
  y  = 1.5 + integral vy
  vy = integral g `switch`
                 (hity `snapshot_` vy ==>> λv'-> lift0 (-v') + integral g)
  hity = when (y <* -1.5)
```

- Nützliche Funktionen:

```
when :: Behavior Bool -> Event ()
integral :: Behavior Float-> Behavior Float
snapshot :: Event a -> Behavior b -> Event (a,b)
snapshot_ :: Event a -> Behavior b -> Event b
```

- **Erweiterung**: Ball ändert Richtung, wenn er gegen die Wand prallt.

Implementation

- Verhalten, erste Annäherung:

```
data Beh1 a = Beh1 ([(UserAction, Time)]→ Time→ a)
```

- Problem: **Speicherleck** und **Ineffizienz**
- Analogie: suche in **sortierten** Listen

```
inList :: [Int] → Int → Bool
inList xs y = elem y xs

manyInList' :: [Int]→ [Int]→ [Bool]
manyInList' xs ys = map (inList xs) ys
```

- Besser Sortiertheit direkt nutzen

```
manyInList :: [Int] → [Int] → [Bool]
```

Implementation

- Verhalten werden **inkrementell abgetastet**:

```
data Beh2 a = Beh2 ([(UserAction,Time)] → [Time] → [a])
```

- Verbesserungen:
  - Zeit doppelt, nur **einmal**
  - Abtastung auch **ohne Benutzeraktion**
  - **Currying**

```
data Behavior a = Behavior (([Maybe UserAction],[Time]) → [a])
```

- Ereignisse sind im Prinzip **optionales Verhalten**:

```
data Event a = Event (Behaviour (Maybe a))
```

Längeres Beispiel: Pong!

- Pong besteht aus Paddel, Mauern und einem Ball.
- Das Paddel:

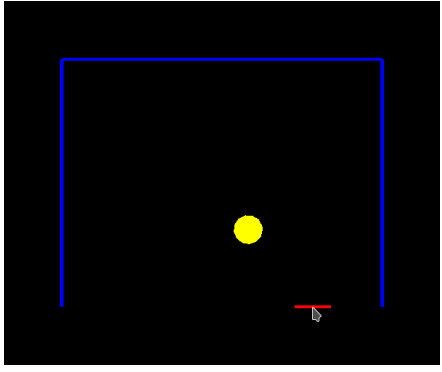
```
paddle = paint red (translate (fst mouse, -1.7) (rec 0.5 0.05))
```

- Die Mauern:

```
walls :: Behavior Picture
```

- ... und alles zusammen:

```
paddleball vel =
  walls `over`
  paddle `over`
  pball vel
```



Pong: der Ball

- Der Ball:

```
pball vel =
 let xvel = vel `stepAccum` xbnc  ->>  negate
     xpos = integral xvel
     xbnc = when (xpos >*  2 ||* xpos <* -2)
     yvel = vel `stepAccum` ybnc  ->>  negate
     ypos = integral yvel
     ybnc = when (ypos >* 1.5 ||* ypos `between` (-2.0,-1.5) &&*
                                  fst mouse `between` (xpos-0.25, xpos+0.25))
 in paint yellow (translate (xpos, ypos) (ell 0.2 0.2))
```

  - Ball völlig unabhängig von Paddel und Wänden
- Nützliche Funktionen:

```
while, when :: Behavior Bool→ Event ()
step :: a → Event a → Behavior a
stepAccum :: a → Event (a→a) → Behavior a
```

Warum nicht in Scala?

- Lifting und Typklassen für **syntaktischen Zucker**
- Aber: zentrales Konzept sind **unendliche** Listen (Ströme) mit **nicht-strikte** Auswertung
  - Implementation mit Scala-Listen nicht möglich
  - Benötigt: **Ströme** als unendliche Listen mit effizienter, nicht-strikter Auswertung
  - Möglich, aber aufwändig

Zusammenfassung

- Funktional-Reaktive Programmierung am Beispiel FAL (Functional Animation Library)
- Zwei Kernkonzepte: kontinuierliches **Verhalten** und diskrete **Ereignisse**
- Implementiert in Haskell, Systemverhalten als unendlicher Strom von Zuständen
- Stärke: Erlaubt **abstrakte** Progammierung von **reaktiven Animationen**
- Schwächen:
  - Fundamental **nicht-kompositional** — ist gibt **eine** Hauptfunktion
  - Debugging, Fehlerbehandlung, Nebenläufigkeit?
- Nächste Vorlesung: Software Transactional Memory (STM)

Reaktive Programmierung
Vorlesung 10 vom 21.06.2022
Software Transactional Memory

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Heute: Software Transactional Memory (STM)

- Einen fundamental anderen Ansatz nebenläufiger Datenmodifikation
  - Kein **pessimistischer Ansatz** (wie Locks, conditional variables)
  - sondern **optimistisch**: **Transaktionen**!
  - "Ask forgiveness, not permission"
- Implementierung in Haskell
- Fallbeispiele:
  - Puffer: Reader-/Writer
  - Speisende Philosophen
  - Weihnachtlich: das Santa Claus Problem

Aktueller Stand der Technik

- C: Locks und conditional variables

```
pthread_mutex_lock(&mutex)
pthread_mutex_unlock(&mutex)
pthread_cond_wait(&cond, &mutex)
pthread_cond_broadcast(&cond)
```

- Java (Scala): Monitore

```
synchronized public void workOnSharedData() {...}
```

- Haskell: MVars

```
newMVar :: a → IO (MVar a)
takeMVar :: MVar a → IO a
putMVar :: MVar a → a → IO ()
```

Stand der Technik: Locks und Conditional variables

- Grundlegende Idee: Zugriff auf gemeinsame Ressourcen nur in **kritischen Abschnitten**
  1. Vor Betreten um Erlaubnis fragen (Lock an sich reißen)
  2. Arbeiten
  3. Beim Verlassen Meldung machen (Lock freigeben)

Stand der Technik: Locks und Conditional variables

- Grundlegende Idee: Zugriff auf gemeinsame Ressourcen nur in **kritischen Abschnitten**
  1. Vor Betreten um Erlaubnis fragen (Lock an sich reißen)
  2. Arbeiten
  3. Beim Verlassen Meldung machen (Lock freigeben)
- Verfeinerung: Auf Eintreten von Bedingungen warten (Kommunikation)
  1. Im kritischen Abschnitt **schlafengehen**, wenn Bedingung nicht erfüllt (Lock freigeben!)
  2. Andere Threads machen Bedingung wahr und **melden** dies
  3. Sobald Lock verfügbar: **aufwachen**

Stand der Technik: Locks und Conditional variables

- Grundlegende Idee: Zugriff auf gemeinsame Ressourcen nur in **kritischen Abschnitten**
  1. Vor Betreten um Erlaubnis fragen (Lock an sich reißen)
  2. Arbeiten
  3. Beim Verlassen Meldung machen (Lock freigeben)
- Verfeinerung: Auf Eintreten von Bedingungen warten (Kommunikation)
  1. Im kritischen Abschnitt **schlafengehen**, wenn Bedingung nicht erfüllt (Lock freigeben!)
  2. Andere Threads machen Bedingung wahr und **melden** dies
  3. Sobald Lock verfügbar: **aufwachen**
- Semaphoren & Monitore bauen essentiell auf demselben Prinzip auf

Kritik am Lock-basierten Ansatz

- Kritische Abschnitte haben eine pessimistische Lebenseinstellung:
  - Möglicherweise will ein anderer Thread gerade dieselben Daten verändern
  - Darum: Sperrung des Abschnitts in **jedem** Fall
  - Möglicherweise gar nicht nötig: Effizienz?

Kritik am Lock-basierten Ansatz

- Kritische Abschnitte haben eine pessimistische Lebenseinstellung:
  - Möglicherweise will ein anderer Thread gerade dieselben Daten verändern
  - Darum: Sperrung des Abschnitts in **jedem** Fall
  - Möglicherweise gar nicht nötig: Effizienz?
- Gefahr des Deadlocks:
  - A betritt kritischen Abschnitt S_1; gleichzeitig betritt B S_2
  - A will nun S_2 betreten, während es Lock für S_1 hält
  - B will dasselbe mit S_1 tun.
  - The rest is silence...

Kritik am Lock-basierten Ansatz

- Kritische Abschnitte haben eine pessimistische Lebenseinstellung:
  - Möglicherweise will ein anderer Thread gerade dieselben Daten verändern
  - Darum: Sperrung des Abschnitts in **jedem** Fall
  - Möglicherweise gar nicht nötig: Effizienz?
- Gefahr des Deadlocks:
  - A betritt kritischen Abschnitt S_1; gleichzeitig betritt B S_2
  - A will nun S_2 betreten, während es Lock für S_1 hält
  - B will dasselbe mit S_1 tun.
  - The rest is silence...
- Richtige Granularität schwer zu bestimmen
  - Grobkörnig: ineffizient; feinkörnig: schwer zu analysieren

Kritik am Lock-basierten Ansatz (2)

- Größtes Problem: **Lock-basierte Programme sind nicht komponierbar!**
  - Korrekte Einzelbausteine können zu fehlerhaften Programmen zusammengesetzt werden
- Klassisches Beispiel: Übertragung eines Eintrags von einer Map in eine andere
  - Map-Bücherei explizit thread-safe, d.h. nebenläufiger Zugriff sicher
  - Implementierung der übertragung:

```
transferItem item c1 c2 = do
  delete c1 item
  insert c2 item
```

  - Problem: Zwischenzustand, in dem item in keiner Map ist
  - Plötzlich doch wieder Locks erforderlich! Welche?

Kritik am Lock-basierten Ansatz (3)

- Ein ähnliches Argument gilt für Komposition von Ressourcen-Auswahl:
- **Mehrfachauswahl** in Posix (Unix/Linux/Mac OS X):
  - `select()` wartet auf mehrere I/O-Kanäle gleichzeitig
  - Kehrt zurück sobald mindestens einer verfügbar
- Beispiel: Prozeduren `foo()` und `bar()` warten auf unterschiedliche Ressourcen(-Mengen):

```
void foo(void) {
...
 select(k1, r1, w1, e1, &t1);
...
}
```

```
void bar(void) {
...
 select(k2, r2, w2, e2, &t2);
...
}
```

- **Keine** Möglichkeit, `foo()` und `bar()` zu komponieren, so dass bspw. auf `r1` und `r2` gewartet wird

STM: software transactional memory

Grundidee: Drei Eigenschaften

1. Transaktionen sind **atomar**
2. Transaktionen sind **bedingt**
3. Transaktionen sind **komponierbar**

- Transaktionen werden entweder **ganz** oder (bei Konflikten) **gar nicht** ausgeführt.
- Eigenschaften entsprechen Operationen:
  - Atomare Transaktion
  - Bedingte Transaktion
  - Komposition von Transaktionen
- Typsystem stellt sicher, dass Transaktionen reversibel sind.

Transaktionen sind atomar

- Prinzip der **Transaktionen** aus Datenbank-Domäne entliehen
- Kernidee: `atomically ( ...)` Blöcke werden **atomar** ausgeführt
  - (Speicher-)änderungen erfolgen entweder vollständig oder gar nicht
  - Im letzteren Fall: Wiederholung der Ausführung
  - Im Block: konsistente Sicht auf Speicher
  - A(tomicity) und I(solation) aus ACID
- Damit **deklarative** Formulierung des Elementtransfers möglich:

```
atomically $
  do { removeFrom c1 item; insertInto c2 item }
```

Blockieren und Warten (blocking)

- Atomarität allein reicht nicht: STM muss **Synchronisation** von Threads ermöglichen
- Klassisches Beispiel: Produzenten + Konsumenten:
  - Wo nichts ist, kann nichts konsumiert werden
  - Konsument **wartet** auf Ergebnisse des Produzenten

```
consumer buf = do
  item ← getItem buf
  doSomethingWith item
```

  - `getItem` blockiert, wenn keine Items verfügbar

Transaktionen sind bedingt

- Kompositionales “Blockieren” mit `retry`
- Idee: ist notwendige Bedingung innerhalb einer Transaktion nicht erfüllt, wird Transaktion abgebrochen und **erneut versucht**

```
atomically $ do
 ...
  if (Buffer.empty buf) then retry else...
```

- Sinnlos, sofern andere Threads Zustand nicht verändert haben!
- Daher: warten (worauf?)

Transaktionen sind bedingt

- Kompositionales “Blockieren” mit `retry`
- Idee: ist notwendige Bedingung innerhalb einer Transaktion nicht erfüllt, wird Transaktion abgebrochen und **erneut versucht**

```
atomically $ do
 ...
  if (Buffer.empty buf) then retry else...
```

- Sinnlos, sofern andere Threads Zustand nicht verändert haben!
- Daher: warten
  - Auf Änderung an in Transaktion **gelesenen** Variablen!
  - Genial: System verantwortlich für Verwaltung der Aufweckbedingung
- Keine lost wakeups, keine händische Verwaltung von conditional variables

Transaktionen sind kompositional

- Dritte Zutat für erfolgreiches kompositionales Multithreading: **Auswahl** möglicher Aktionen
- Beispiel: Event-basierter Webserver liest Daten von mehreren Verbindungen
- Kombinator `orElse` ermöglicht linksorientierte Auswahl (ähnlich `||`):

```
webServer = do
 ...
  news ← atomically $ orElse spiegelRSS cnnRSS
  req ← atomically $ foldr1 orElse clients
 ...
```

- Wenn linke Transaktion misslingt, wird rechte Transaktion versucht

Einschränkungen an Transaktionen

- Transaktionen dürfen nicht beliebige Seiteneffekte haben
  - Nicht jeder reale Seiteneffekt lässt sich rückgängig machen:
  - Bsp: `atomically $ do { if (done)delete_file(important); S2 }`
  - Idee: Seiteneffekte werden auf **Transaktionsspeicher** beschränkt
- Ideal: Trennung wird **statisch** erzwungen
  - In Haskell: Trennung im **Typsystem**
  - `IO`-Aktionen vs. `STM`-Aktionen (Monaden)
  - Innerhalb der `STM`-Monade nur **reine** Berechnungen (kein `IO`!)
  - STM Monade erlaubt **Transaktionsreferenzen** `TVar` (ähnlich `IORef`)

Software Transactional Memory in Haskell

- Kompakte Schnittstelle:

```
newtype STM a
instance Monad STM
atomically :: STM a → IO a
retry      :: STM a
orElse     :: STM a → STM a → STM a

data TVar
newTVar    :: a → STM (TVar a)
readTVar   :: TVar a → STM a
writeTVar  :: TVar a → a → STM ()
```

- Passt auf eine Folie!

Gedankenmodell für atomare Speicheränderungen

Mögliche Implementierung

- Thread T_1 im `atomically`-Block nimmt keine Speicheränderungen vor, sondern speichert Schreiboperationen in **Transaktions-Log**
- Leseoperationen konsultieren zunächst Log
- Beim Verlassen des `atomically`-Blocks:

1. **globales Lock** greifen
2. konsistenter Speicher gelesen?

Ja: 3. Änderungen einpflegen
4. Lock freigeben

Nein: 3. Änderungen verwerfen
4. Lock freigeben, Block wiederholen

Gedankenmodell für atomare Speicheränderungen

Mögliche Implementierung

- Thread T_1 im `atomically`-Block nimmt keine Speicheränderungen vor, sondern speichert Schreiboperationen in **Transaktions-Log**
- Leseoperationen konsultieren zunächst Log
- Beim Verlassen des `atomically`-Blocks:

1. **globales Lock** greifen
2. konsistenter Speicher gelesen?

Ja: 3. Änderungen einpflegen
4. Lock freigeben

Nein: 3. Änderungen verwerfen
4. Lock freigeben, Block wiederholen

Konsistenter Speicher

- Jede zugegriffene Speicherstelle hat zum Prüfzeitpunkt denselben Wert wie beim **ersten** Lesen

Puffer mit STM: Modul `MyBuffer`

- Erzeugen eines neuen Puffers: `newTVar` mit leerer Liste

```
newtype Buf a = B (TVar [a])

new :: STM (Buf a)
new = do tv ← newTVar []
         return $ B tv
```

- Elemente zum Puffer hinzufügen (immer möglich):
  - Puffer lesen, Element hinten anhängen, Puffer schreiben

```
put :: Buf a → a → STM ()
put (B tv) x = do xs ← readTVar tv
                  writeTVar tv (xs ++ [x])
```

Puffer mit STM: Modul `MyBuffer` (2)

- Element herausnehmen: Möglicherweise keine Elemente vorhanden!
  - Wenn kein Element da, **wiederholen**
  - Ansonsten: Element entnehmen, Puffer verkleinern

```
get :: Buf a → STM a
get (B tv) = do xs ← readTVar tv
                case xs of
                  [] → retry
                  (y:xs') → do writeTVar tv xs'
                               return y
```

Puffer mit STM: Anwendungsbeispiel

```
useBuffer :: IO ()
useBuffer = do
  b ← atomically $ new
  forkIO $ forever $ do
    n← randomRIO(1,5)
    threadDelay (n*10^6)
    t ← getCurrentTime
    mapM_ (λx→ atomically $ put b $ show x) (replicate n t)
  forever $ do x ← atomically $ get b
               putStrLn $ x
```

Anwendungsbeispiel `Philosophers.hs`

- Gesetzlich vorgeschrieben als Beispiel für nebenläufige Programmierung
- Gabel als `TVar` mit Zustand `Down` oder `Taken`, und einer Id:

```
data FS = Down | Taken deriving Eq
data Fork = Fork { fid :: Int, tvar :: TVar FS }
```

- Am Anfang liegt die Gabel auf dem Tisch:

```
newFork :: Int → IO Fork
newFork i = atomically $ do
  f← newTVar Down
  return $ Fork i f
```

Uses code from `http://rosettacode.org/wiki/Dining_philosophers#Haskell`

Anwendungsbeispiel `Philosophers.hs`

- Transaktionen:
- Gabel aufnehmen— kann fehlschlagen

```
takeFork :: Fork → STM ()
takeFork (Fork _ f) = do
  s← readTVar f
  when (s == Taken) retry
  writeTVar f Taken
```

- Gabel ablegen— gelingt immer

```
releaseFork :: Fork → STM ()
releaseFork (Fork _ f) = writeTVar f Down
```

Anwendungsbeispiel `Philosophers.hs`

- Ein Philosoph bei der Arbeit (`putStrLn` elidiert):

```
runPhilosopher :: String → (Fork, Fork) → IO ()
runPhilosopher name (left, right) = forever $ do
  delay ← randomRIO (1, 50)
  threadDelay (delay * 100000) -- 1 to 5 seconds
  atomically $ do  {takeFork left; takeFork right}
  delay ← randomRIO (1, 50)
  threadDelay (delay * 100000) -- 1 to 5 seconds.
  atomically $ do {releaseFork left; releaseFork right}
```

- Atomare Transaktionen: beide Gabeln aufnehmen, beide Gabeln ablegen

Santa Claus Problem

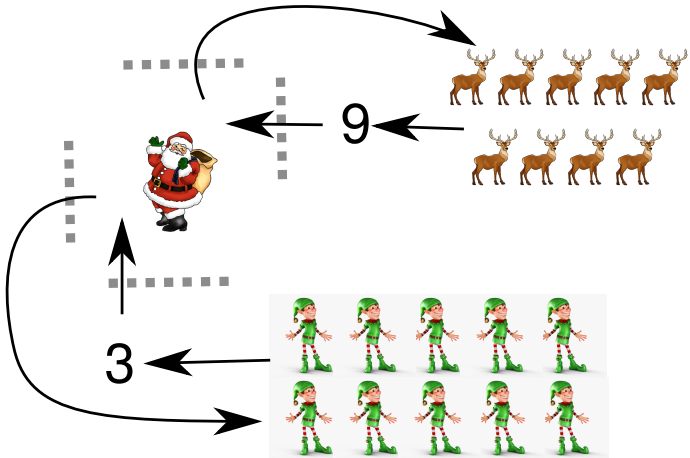
Ein modernes Nebenläufigkeitsproblem:

> *Santa **repeatedly sleeps** until wakened by either all of his nine reindeer, [...], or by a group of three of his ten elves. If **awakened** by the reindeer, he harnesses each of them to his sleigh, delivers toys with them and finally unharnesses them ([...]). If awakened by a group of elves, he shows each of the group into his study, consults with them [...], and finally shows them each out ([...]). Santa should give **priority** to the reindeer in the case that there is both a group of elves and a group of reindeer waiting.*

aus:

J. A. Trono, *A new exercise in concurrency*, SIGCSE Bulletin, 26:8–10, 1994.

Santa Claus Problem, veranschaulicht



Lösungsstrategie

- Modellieren jede Elfe, jedes Rentier, und den Weihnachtsmann als **Thread**
  - Santa wartet und koordiniert, sobald genügend “Teilnehmer” vorhanden
  - Elfen und Rentiere tun fortwährend dasselbe: Sammeln, arbeiten, herumstehen

Lösungsstrategie

- Modellieren jede Elfe, jedes Rentier, und den Weihnachtsmann als **Thread**
  - Santa wartet und koordiniert, sobald genügend "Teilnehmer" vorhanden
  - Elfen und Rentiere tun fortwährend dasselbe: Sammeln, arbeiten, herumstehen
- Verwenden **Gruppen** (`Group`) als Sammelplätze für Elfen und Rentiere
  - 3er-Gruppe für Elfen, 9er-Gruppe für Rentiere
  - Santa wacht auf, sobald Gruppe vollzählig

Lösungsstrategie

- Modellieren jede Elfe, jedes Rentier, und den Weihnachtsmann als **Thread**
  - Santa wartet und koordiniert, sobald genügend "Teilnehmer" vorhanden
  - Elfen und Rentiere tun fortwährend dasselbe: Sammeln, arbeiten, herumstehen
- Verwenden **Gruppen** (`Group`) als Sammelplätze für Elfen und Rentiere
  - 3er-Gruppe für Elfen, 9er-Gruppe für Rentiere
  - Santa wacht auf, sobald Gruppe vollzählig
- **Gatterpaare** (`Gate`) erlauben koordinierten Eintritt in Santas Reich
  - Stellt geordneten Ablauf sicher (kein überholen übereifriger Elfen)

Vorarbeiten: (Debug-)Ausgabe der Aktionen in Puffer

- Puffer wichtig, da `putStrLn` nicht thread-sicher!

```
type Buf = TChan String
out :: Buf→ String→ IO ()
out buf = atomically ∘ writeTChan buf
```

- Lese-Thread liest Daten aus `Buf` und gibt sie sequentiell an `stdout` aus
- Aktion der Elfen:

```
meetInStudy :: Buf→ Int → IO ()
meetInStudy buf id = out buf $ "Elf "++show id++" meeting in the study"
```

- Aktion der Rentiere:

```
deliverToys :: Buf→ Int → IO ()
deliverToys buf id = out buf $ "Reindeer "++show id++" delivering toys"
```

Arbeitsablauf von Elfen und Rentieren

- Generisch: Tun im Grunde dasselbe, parametrisiert über `task`

```
simpleJob :: Group → IO () → IO ()
simpleJob grp task = do
  (inGate, outGate) ← joinGroup grp
  passGate inGate
  task
  passGate outGate

elf1, reindeer1 :: Buf→ Group → Int → IO ()
elf1 buf grp elfId =
  simpleJob grp (meetInStudy buf elfId)
reindeer1 buf grp reinId =
  simpleJob grp (deliverToys buf reinId)
```

Gatter: Erzeugung, Durchgang

- Gatter haben eine aktuelle und eine Gesamtkapazität

```
data Gate = Gate Int (TVar Int)
```

- Anfänglich leere Aktualkapazität (Santa kontrolliert Durchgang)

```
newGate :: Int → STM Gate
newGate n = do tv ← newTVar 0
               return $ Gate n tv
```

- Um Gatter zu passieren muss noch Kapazität vorhanden sein

```
passGate :: Gate → IO ()
passGate (Gate n tv) =
  atomically $ do c ← readTVar tv
                  check (c > 0)
                  writeTVar tv (c - 1)
```

Nützliches Design Pattern: `check`

- Nebenläufiges `assert`:

```
check :: Bool → STM ()
check b | b = return ()
        | not b = retry
```

  - Bedingung `b` muss gelten, um weiterzumachen
  - Im STM-Kontext: wenn Bedingung nicht gilt: wiederholen
  - Nach `check`: Annahme, dass `b` gilt

- Wunderschön deklarativ!

Santas Aufgabe: Gatter betätigen

- Wird ausgeführt, sobald sich eine Gruppe versammelt hat
- **Zwei** atomare Schritte
  - Kapazität hochsetzen auf Maximum
  - Warten, bis Aktualkapazität auf 0 gesunken ist, d.h. alle Elfen/Rentiere das Gatter passiert haben

```
operateGate :: Gate → IO ()
operateGate (Gate n tv) = do
  atomically $ writeTVar tv n
  atomically $ do c ← readTVar tv
                  check (c == 0)
```

- Beachte: Mit nur einem `atomically` wäre diese Operation niemals ausführbar! (Starvation)

Gruppen: Erzeugung, Beitritt

- Gruppen haben Kapazität (total und aktuell) und zwei Gatter

```
data Group = Group Int (TVar (Int, Gate, Gate))
```

- Am Anfang ist die aktuelle gleich der totalen Kapazität

```
newGroup :: Int → IO Group
```

- Um einer Gruppe beizutreten, muss noch Platz vorhanden sein:

```
joinGroup :: Group → IO (Gate, Gate)
joinGroup (Group n tv) =
  atomically $ do (k, g1, g2) ← readTVar tv
                  check (k > 0)
                  writeTVar tv (k - 1, g1, g2)
                  return $ (g1, g2)
```

Eine Gruppe erwarten

- Santa erwartet Elfen und Rentiere in entsprechender Gruppengröße
- Erzeugt neue Gatter für nächsten Rutsch
  - Verhindert, dass Elfen/Rentiere sich “hineinmogeln”

```
awaitGroup :: Group → STM (Gate, Gate)
awaitGroup (Group n tv) = do
  (k, g1, g2) ← readTVar tv
  check (k == 0)
  g1' ← newGate n
  g2' ← newGate n
  writeTVar tv (n, g1', g2')
  return (g1, g2)
```

Elfen und Rentiere

- Für jeden Elf und jedes Rentier wird ein eigener Thread erzeugt
- Bereits gezeigte `elf1`, `reindeer1`, gefolgt von Verzögerung (für nachvollziehbare Ausgabe)

```
elf :: Buf→ Group → Int → IO ThreadId
elf buf grp id =
  forkIO $ forever $ do elf1 buf grp id; randomDelay
```

```
reindeer :: Buf→ Group → Int → IO ThreadId
reindeer buf grp id =
  forkIO $ forever $ do reindeer1 buf grp id; randomDelay
```

Santa Claus' Arbeitsablauf

- Gruppe auswählen, Eingangsgatter öffnen, Ausgang öffnen
- Zur Erinnerung: `operateGate` "blockiert", bis alle Gruppenmitglieder Gatter durchschritten haben

```
santa :: Buf→ Group → Group → IO ()
santa buf elves deer = do
  (name, (g1, g2)) ← atomically $
        chooseGroup "reindeer" deer `orElse` chooseGroup "elves" elves
  out buf $ "Ho, ho, my dear " ++ name
  operateGate g1
  operateGate g2
  where chooseGroup :: String → Group → STM (String, (Gate, Gate))
        chooseGroup msg grp = do
          gs ← awaitGroup grp
          return (msg, gs)
```

Hauptprogramm

- Ausgabepuffer erzeugen und Ausgabe starten, Gruppen erzeugen, Elfen und Rentiere "starten", `santa` ausführen

```
main :: IO ()
main = do
  outbuf ← newTChanIO
  forkIO $ forever $ do s← atomically $ readTChan outbuf; putStrLn s

  elfGroup ← newGroup 3
  sequence_ [ elf outbuf elfGroup id | id ← [1 .. 10] ]
  deerGroup ← newGroup 9
  sequence_ [ reindeer outbuf deerGroup id | id ← [1 .. 9]]

  forever (santa outbuf elfGroup deerGroup)
```

Zusammenfassung

- Lock-basierte Nebenläufigkeitsansätze skalieren schlecht
- Software Transactional Memory als Lock-freie Alternative
  - **A**tomarität (`atomically`), **B**lockieren (`retry`), **C**hoice (`orElse`) als Fundamente kompositionaler Nebenläufigkeit
  - Faszinierend einfache Implementierungen gängiger Nebenläufigkeitsaufgaben
- Das freut auch den Weihnachtsmann:
  - Santa Claus Problem in STM Haskell
- Geht das auch in Scala? **Im Prinzip** ja, **aber**:
  1. Typsichere Reversibilität der Transaktionen nicht möglich
  2. Muss auf Java-Threadmodell aufbauen

Literatur


Tim Harris, Simon Marlow, Simon Peyton-Jones, and Maurice Herlihy.
Composable memory transactions.
In *PPoPP '05: Proceedings of the tenth ACM SIGPLAN symposium on Principles and practice of parallel programming*, pages 48–60, New York, NY, USA, 2005. ACM.


Simon Peyton Jones.
Beautiful concurrency.
In Greg Wilson, editor, *Beautiful code*. O'Reilly, 2007.


Nathan G. Bronson, Hassan Chafi, and Kunle Olukotun.
CCSTM: A library-based STM for Scala.
In *The First Annual Scala Workshop at Scala Days*, 2010.
Available at `http://ppl.stanford.edu/papers/scaladays2010bronson.pdf`

Reaktive Programmierung
Vorlesung 11 vom 28.06.2022
Eventual Consistency

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Heute

- Konsistenzeigenschaften
- Eventual Consistency
- Operational Transformation
  - *Das Geheimnis von Google Docs und co.*

Was ist eigentlich Konsistenz?

- Konsistenz = **Widerspruchsfreiheit**
- Logische Konsistenz:
  - Eine Formelmenge Γ ist konsistent im Kalkül wenn: $\exists A.\neg(\Gamma \vdash A)$
  - Ein Kalkül ist konsistent wenn $\exists A.\neg(\emptyset \vdash A)$
- In einem verteilten (Speicher)system:
  - Redundante (verteilte) Daten
  - **Globale** Widerspruchsfreiheit?

Strikte Konsistenz

Strikte Konsistenz

- Daten sind zu jedem Zeitpunk global konsistent.
- Eine Leseoperation in einem beliebigen Knoten gibt den Wert der letzten globalen Schreiboperation zurück.

- Beispiel: Lokaler Speicherzugriff

- In verteilten Systemen **nicht praktikabel**.

Eventual Consistency

Eventual Consistency

Wenn **längere Zeit** keine Änderungen oder Fehler stattfinden konvergieren die Daten an jedem Knoten zu einem gemeinsamen Wert.

- Beispiel: DNS
- **Informelle** Anforderung:
  - Abfragen können beliebige Werte zurückgeben bevor die Knoten konvergieren.
  - Keine Sicherheitseigenschaft!

Zwischen Strikter und Eventual Consistency

- Strikte Konsistenz ist zu **stark**, Eventual Consistency häufig zu **schwach**.
- Dazwischen gibt es ein breites Spektrum an Konsistenzeigenschaften.
- Wir unterscheiden
  - Data-Centric Consistency
  - Client-Centric Consistency

Sequentielle Konsistenz

Sequentielle Konsistenz

- Zustand nach verteilter Programmausführung = Zustand nach einer äquivalenten sequentiellen Ausführung in einem Prozess.
- Jeder Prozess sieht die selbe Folge von Operationen.

- Nur so schnell wie das schwächste Glied

Kausale Konsistenz

Kausale Konsistenz

- Abschwächung von sequentieller konsistenz mit selbem Ergebnis
- Jeder Prozess sieht Operationen die **in Abhängigkeit stehen** in der selben Reihenfolge.

Client-Centric Consistency

- Monotonic Read
- Monotonic Write
- Read your Writes
- Writes follow Reads

Vektor-Uhren

- Um Operationen zu ordnen benötigen wir Timestamps
  - Kausalität muss erhalten bleiben
  - Timestamps müssen eine totale Ordnung haben
- Datum und Uhrzeit ungeeignet
- Lösung: Vektor-Uhren
  - Jeder Knoten hat einen Zähler, der bei Operationen hochgesetzt wird
  - Zusätzlich merkt sich jeder Knoten den aktuellsten Zählerwert, den er bei den anderen Knoten beobachtet hat.

Strong Eventual Consistency

- **Strong Eventual Consistency** garantiert:
  - wenn zwei Knoten die **gleiche (ungeordnete) Menge** von Operationen empfangen haben, befinden sie sich im **gleichen Zustand**.
- Beispiel: Versionskontrollsystem *git*
  - Wenn jeder Nutzer seine lokalen Änderungen an alle verteilt hat, dann haben alle Nutzer die gleiche Sicht auf den *head*.

Monotonie

- Strong Eventual Consistency kann einfach erreicht werden:
  - Nach jedem empfangenen Update alle Daten zurücksetzen.
- Für sinnvolle Anwendungen brauchen wir eine weitere Garantie:

Monotonie

Ein verteiltes System ist monoton, wenn der Effekt jeder Operation erhalten bleibt (keine Rollbacks).

Beispiel: Texteditor

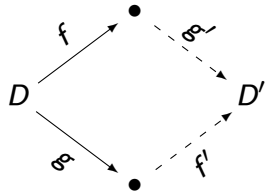
- Szenario: Webinterface mit Texteditor
- Meherere Nutzer können den Text verändern und sollen **immer die neuest mögliche Version** sehen.
- Siehe Google Docs, Etherpad und co.
- Der Effekt jeder Operation soll erhalten bleiben
- Es soll niemals Konflike geben

Naive Methoden

- Ownership
  - Vor Änderungen: Lock-Anfrage an Server
  - Nur ein Nutzer kann gleichzeitig das Dokument ändern
  - Nachteile: Verzögerungen, Änderungen nur mit Netzverbindung
- Three-Way-Merge
  - Server führt nebenläufige Änderungen auf Grundlage eines **gemeinsamen Ursprungs** zusammen.
  - Requirement: *the chickens must stop moving so we can count them*
  - Nicht konfliktfrei möglich.

Operational Transformation

- Idee: Nicht-kommutative Operationen transformieren



- Für *transform* muss gelten:

$$transform\ f\ g = \langle f', g' \rangle \Longrightarrow g' \circ f = f' \circ g \tag{1}$$

$$applyOp\ (g \circ f)\ D = applyOp\ g\ (applyOp\ f\ D) \tag{2}$$

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert c* — Buchstaben *c* einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert c* — Buchstaben *c* einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Ein **Beispiel**:

Eingabe: `R 2 P 2`
Ausgabe:
Aktionen:

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert c* — Buchstaben *c* einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Ein **Beispiel**:

Eingabe: `2 P 2`
Ausgabe: `R`
Aktionen: *Retain*,

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert c* — Buchstaben *c* einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Ein **Beispiel**:

Eingabe:	`P 2`
Ausgabe:	`R`
Aktionen:	*Retain*, *Delete*,

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert c* — Buchstaben *c* einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Ein **Beispiel**:

Eingabe:	2
Ausgabe:	R P
Aktionen:	*Retain*,
	Delete,
	Retain,

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert* c — Buchstaben c einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Ein **Beispiel**:

Eingabe:	2
Ausgabe:	R P 2
Aktionen:	*Retain*,
	Delete,
	Retain,
	Insert 2,

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert c* — Buchstaben *c* einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

Ein **Beispiel**:

Eingabe:
Ausgabe: R P 2 2
Aktionen: *Retain*, *Delete*, *Retain*, *Insert* 2, *Retain*.

Operationen für Text

Operationen bestehen aus **drei** Arten von Aktionen:

- *Retain*— Buchstaben beibehalten
- *Delete*— Buchstaben löschen
- *Insert* c — Buchstaben c einfügen

Eine **Operation** ist eine Sequenz von Aktionen

- Operationen sind **partiell**.

Ein **Beispiel**:

Eingabe:	
Ausgabe:	`R P 2 2`
Aktionen:	*Retain*,
	Delete,
	Retain,
	Insert 2,
	Retain.

Operationen Komponieren

- Komposition: Fallunterscheidung auf der **Aktion**
  - Keine einfache Konkatenation!
- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
p &= [\mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \mathtt{X}, \mathit{Retain}] \\
q &= [\mathit{Retain}, \mathit{Insert}\ \mathtt{Y}, \mathit{Delete}] \\
\mathit{compose}\ p\ q &=
\end{aligned}
$$

- *compose* ist partiell.
- **Äquivalenz** von Operationen:

$$\mathit{compose}\ p\ q \cong [\mathit{Delete}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \mathtt{X}, \mathit{Insert}\ \mathtt{Y}]$$

Operationen Komponieren

- Komposition: Fallunterscheidung auf der **Aktion**
  - Keine einfache Konkatenation!
- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
p &= [\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Retain}] \\
q &= [\mathit{Retain}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}, \mathit{Delete}] \\
\mathit{compose}\ p\ q &= [\mathit{Delete},
\end{aligned}
$$

- *compose* ist partiell.
- **Äquivalenz** von Operationen:

$$\mathit{compose}\ p\ q \cong [\mathit{Delete}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}]$$

Operationen Komponieren

- Komposition: Fallunterscheidung auf der **Aktion**
  - Keine einfache Konkatenation!
- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
p &= [\mathit{Retain}] \\
q &= [\mathit{Insert}\ \mathtt{Y}, \mathit{Delete}] \\
\mathit{compose}\ p\ q &= [\mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \mathtt{X},
\end{aligned}
$$

- *compose* ist partiell.
- **Äquivalenz** von Operationen:

$$\mathit{compose}\ p\ q \cong [\mathit{Delete}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \mathtt{X}, \mathit{Insert}\ \mathtt{Y}]$$

Operationen Komponieren

- Komposition: Fallunterscheidung auf der **Aktion**
  - Keine einfache Konkatenation!
- Beispiel:

$$\begin{aligned} p &= [\mathit{Retain}] \\ q &= [\mathit{Delete}] \\ \mathit{compose}\ p\ q &= [\mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}, \end{aligned}$$

- *compose* ist partiell.
- **Äquivalenz** von Operationen:

$$\mathit{compose}\ p\ q \cong [\mathit{Delete}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}]$$

Operationen Komponieren

- Komposition: Fallunterscheidung auf der **Aktion**
  - Keine einfache Konkatenation!
- Beispiel:

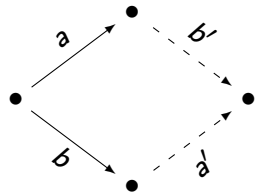
$$\begin{aligned} p &= [] \\ q &= [] \\ \mathit{compose}\ p\ q &= [\mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}, \mathit{Delete}] \end{aligned}$$

- *compose* ist partiell.
- **Äquivalenz** von Operationen:

$$\mathit{compose}\ p\ q \cong [\mathit{Delete}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}]$$

Operationen Transformieren

- Transformation

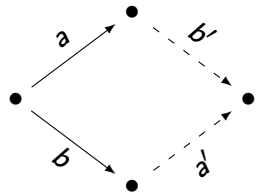


- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Retain}, \mathit{Delete}] \\
b &= [\mathit{Delete}, \mathit{Retain}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}] \\
\mathit{transform}\ a\ b &= ([\\
&\quad\ ,[\\
&\quad\ )
\end{aligned}
$$

Operationen Transformieren

- Transformation

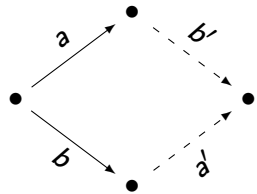


- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [\mathit{Retain}, \mathit{Delete}] \\
b &= [\mathit{Delete}, \mathit{Retain}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}] \\
\mathit{transform}\ a\ b &= ([\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \\
&\quad , [\mathit{Retain}, \\
&\quad)
\end{aligned}
$$

Operationen Transformieren

- Transformation

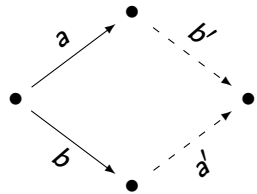


- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [Delete] \\
b &= [Retain, Insert\ \texttt{Y}] \\
transform\ a\ b &= ([Insert\ \texttt{X}, Delete, \\
&\quad , [Retain, \\
&\quad)
\end{aligned}
$$

Operationen Transformieren

- Transformation

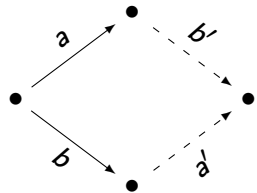


- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [] \\
b &= [\mathit{Insert}\ \mathtt{Y}] \\
\mathit{transform}\ a\ b &= ([\mathit{Insert}\ \mathtt{X}, \mathit{Delete}, \\
&\quad , [\mathit{Retain}, \mathit{Delete}, \\
&\quad)
\end{aligned}
$$

Operationen Transformieren

- Transformation

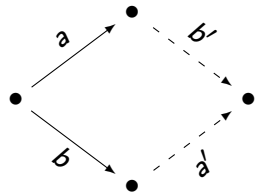


- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [] \\
b &= [] \\
\mathit{transform}\ a\ b &= ([\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Delete}, \mathit{Retain} \\
&\quad , [\mathit{Retain}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y} \\
&\quad)
\end{aligned}
$$

Operationen Transformieren

- Transformation

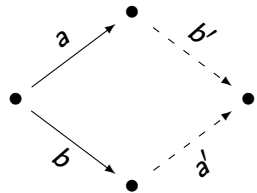


- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [] \\
b &= [] \\
\mathit{transform}\ a\ b &= ([\mathit{Insert}\ \mathtt{X}, \mathit{Delete}, \mathit{Retain}] \\
&\quad , [\mathit{Retain}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \mathtt{Y}] \\
&\quad)
\end{aligned}
$$

Operationen Transformieren

- Transformation



- Beispiel:

$$
\begin{aligned}
a &= [\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Retain}, \mathit{Delete}] \\
b &= [\mathit{Delete}, \mathit{Retain}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}] \\
\mathit{transform}\ a\ b &= ([\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Delete}, \mathit{Retain}] \\
&\quad , [\mathit{Retain}, \mathit{Delete}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}] \\
&\quad)
\end{aligned}
$$

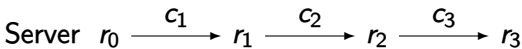
Operationen Verteilen

- Wir haben die Funktion *transform* die zwei nicht-kommutativen Operationen a und b zu kommutierenden Gegenstücken a' und b' transformiert.
- Was machen wir jetzt damit?
- Kontrollalgorithmus nötig

Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen

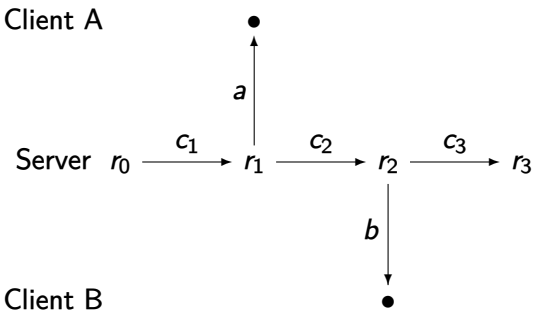
Client A



Client B

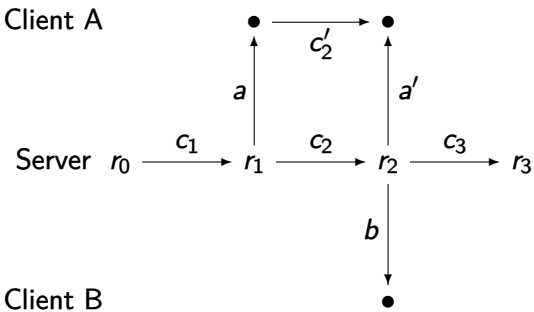
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



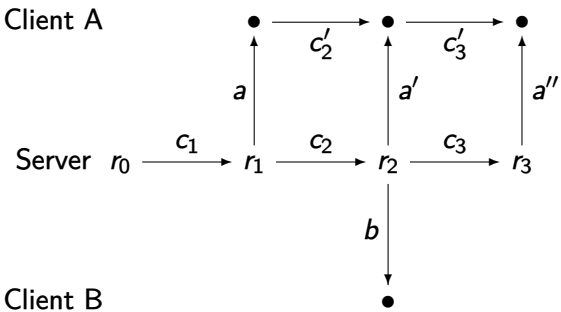
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



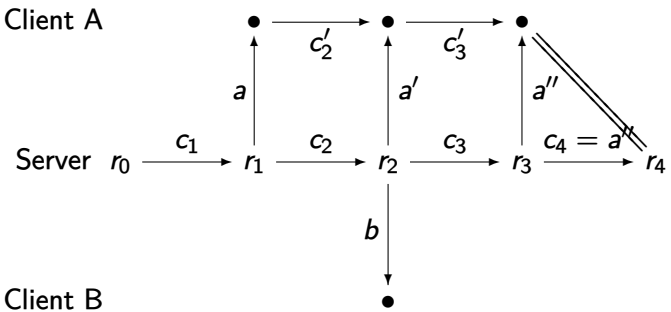
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



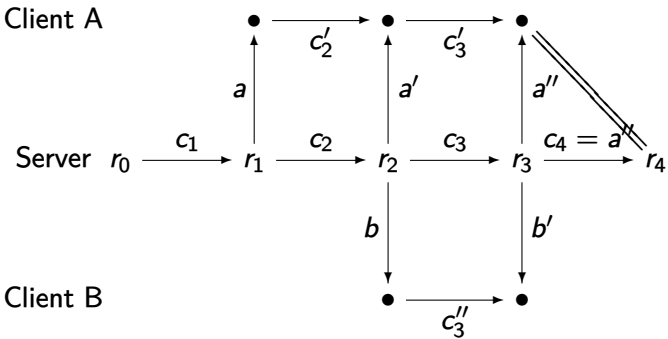
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



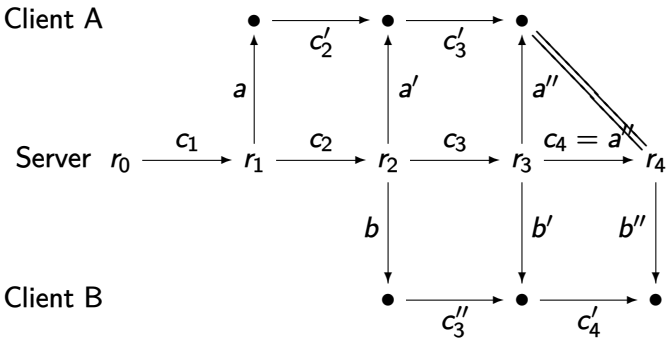
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



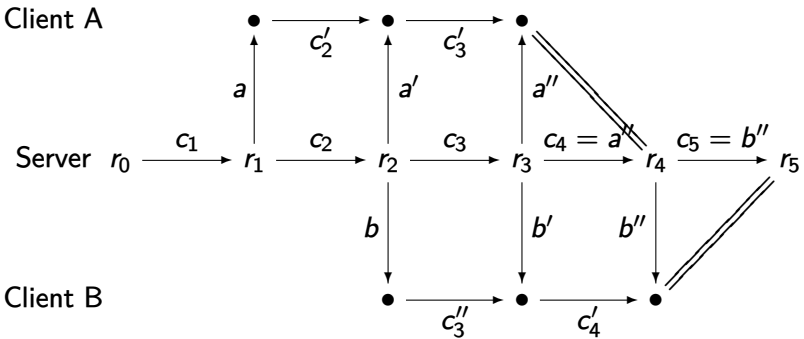
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



Der Server

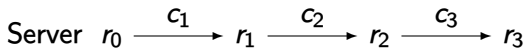
- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen

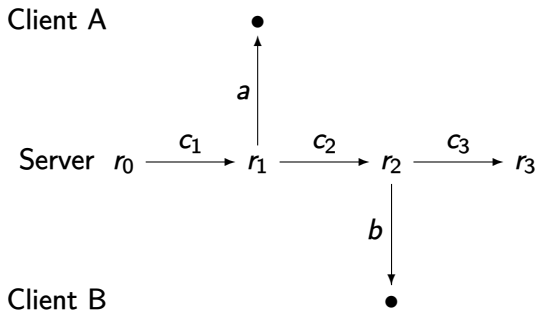
Client A



Client B

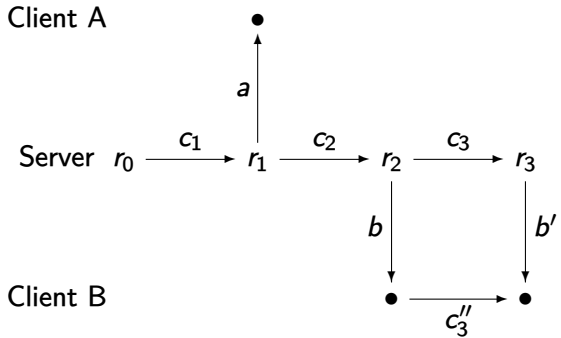
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



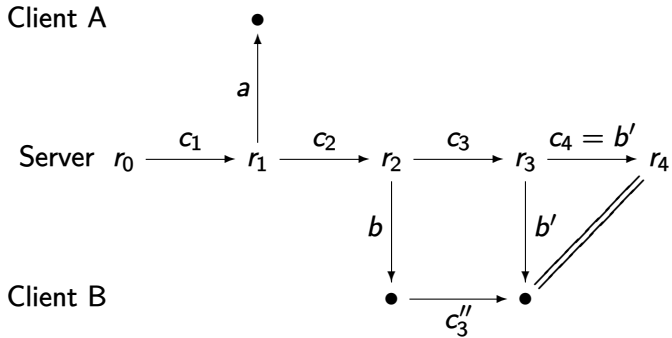
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



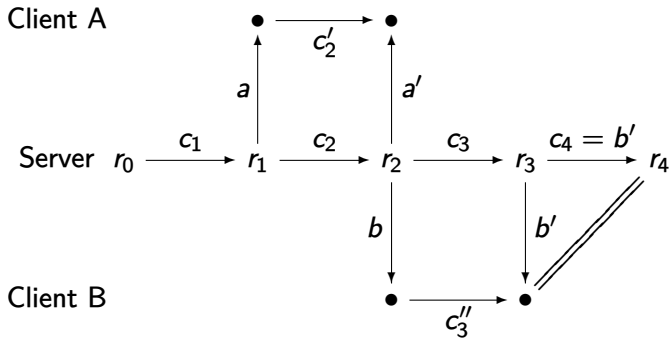
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



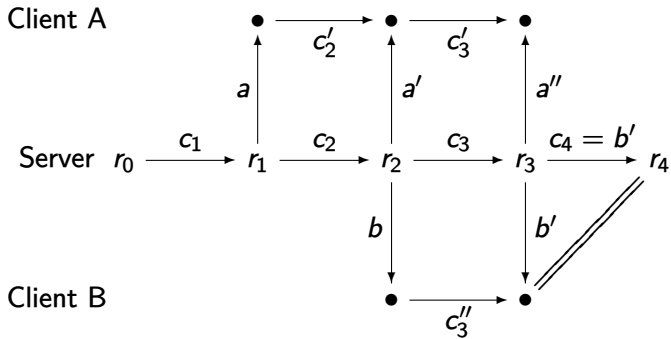
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



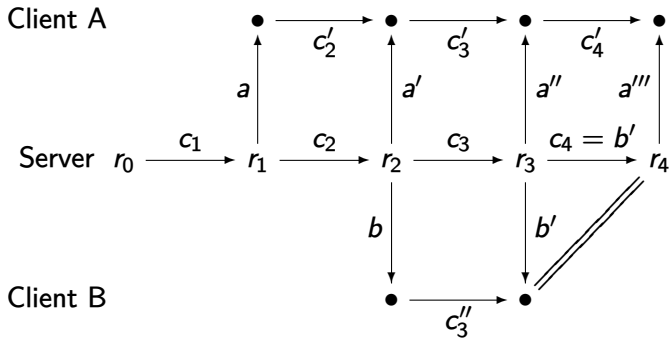
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



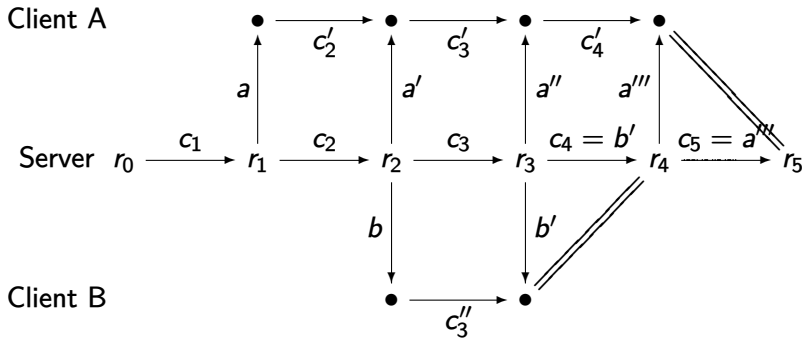
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



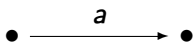
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



Der Client

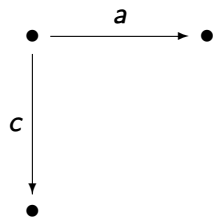
- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



Revision r

Der Client

- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht

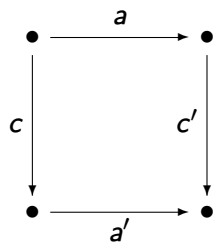


Revision r

Revision $r + 1$

Der Client

- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht

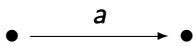


Revision r

Revision $r + 1$

Der Client

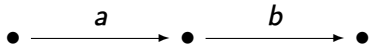
- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



Revision r

Der Client

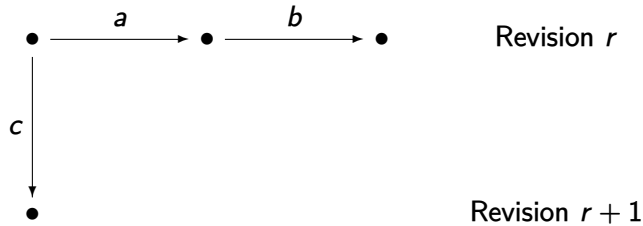
- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



Revision r

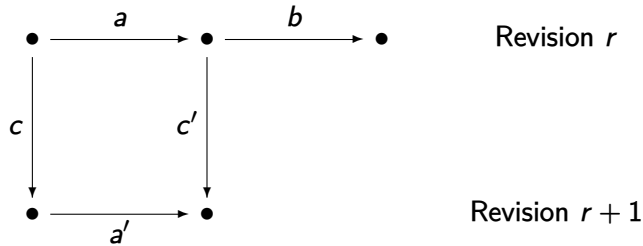
Der Client

- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



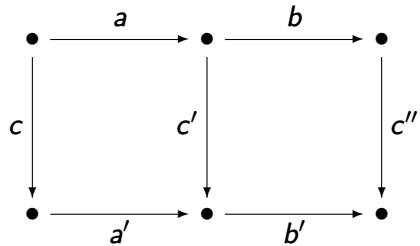
Der Client

- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



Der Client

- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



Zusammenfassung

- Strikte Konsistenz in verteilten Systemen nicht erreichbar
- Eventual Consistency
  - Wenn **längere Zeit** keine Änderungen stattgefunden haben befinden sich schließlich alle Knoten im **gleichen Zustand**.
- Strong Eventual Consistency
  - Wenn zwei Knoten die **gleiche Menge** Updates beobachten befinden sie sich im **gleichen Zustand**.
- Operational Transformation
  - Strong Eventual Consistency auch ohne kommutative Operationen
- Nächste Woche: Kommutative Replizierte Datentypen (CRDTs)

Reaktive Programmierung
Vorlesung 12 vom 05.07.2022
Konfliktfreie Replizierte Datentypen

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Rückblick: Was ist eigentlich Konsistenz?

- Konsistenz = **Widerspruchsfreiheit**
- In der Logik:
  - Eine Formelmenge Γ ist konsistent wenn: $\exists A.\neg(\Gamma \vdash A)$
- In einem verteilten System:
  - Redundante (verteilte) Daten
  - **Globale** Widerspruchsfreiheit?

Strikte Konsistenz

Strikte Konsistenz

- Daten sind zu jedem Zeitpunk global konsistent.
- Eine Leseoperation in einem beliebigen Knoten gibt den Wert der letzten globalen Schreiboperation zurück.
- In echten verteilten Systemen **nicht implementierbar**.

Sequentielle Konsistenz

Sequentielle Konsistenz

- Zustand nach verteilter Programmausführung = Zustand nach einer äquivalenten sequentiellen Ausführung in einem Prozess.
- Jeder Prozess sieht die selbe Folge von Operationen.

Eventual Consistency

Eventual Consistency

Wenn **längere Zeit** keine Änderungen stattfinden konvergieren die Daten an jedem Knoten zu einem gemeinsamen Wert.

- Beispiel: DNS

Strong Eventual Consistency

- Eventual Consistency ist eine **informelle** Anforderung.
  - Abfragen können beliebige Werte zurückgeben bevor die Knoten konvergieren.
  - Keine Sicherheit!
- **Strong Eventual Consistency** garantiert:
  - wenn zwei Knoten die **gleiche (ungeordnete) Menge** von Operationen empfangen haben, befinden sie sich im **gleichen Zustand**.
- Beispiel: Versionskontrollsystem *git*
  - Wenn jeder Nutzer seine lokalen Änderungen eingecheckt hat, dann haben alle Nutzer die gleiche Sicht auf den *head*.

Monotonie

- Strong Eventual Consistency kann einfach erreicht werden:
  - Nach jedem empfangenen Update alle Daten zurücksetzen.
- Für sinnvolle Anwendungen brauchen wir eine weitere Garantie:

Monotonie

Ein verteiltes System ist monoton, wenn der Effekt jeder Operation erhalten bleibt (keine Rollbacks).

Partielle Ordnungen

- Was bedeutet, dass ein Effekt erhalten bleibt?
- Unsere Daten müssen **größer** werden
- Semantik definierbar

Partielle Ordnung

Eine Partielle Ordnung ist eine Relation die **reflexiv**, **anti-symmetrisch** und **transitiv** ist.

Conflict-Free Replicated Data Types

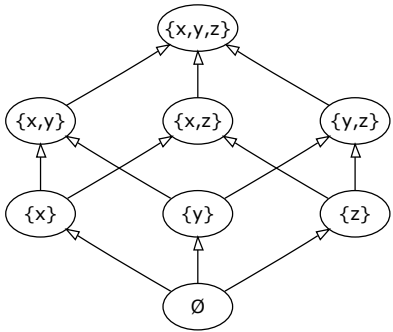
- Konfliktfreie replizierte Datentypen
- Garantieren
  - Strong Eventual Consistency
  - Monotonie
  - Konfliktfreiheit
- Zwei Klassen:
  - Zustandsbasierte CRDTs
  - Operationsbasierte CRDTs

Zustandsbasierte CRDTs

- Konvergente replizierte Datentypen (CvRDTs)
- Knoten senden ihren gesamten Zustand an andere Knoten.
- Nur bestimmte Operationen auf dem Datentypen erlaubt (*update*).
- Eine **kommutative**, **assoziative**, **idempotente** *merge*-Funktion
  - Funktioniert gut mit Gossiping-Protokollen
  - Nachrichtenverlust unkritisch

Merge

- Die Merge-Funktion ist **kommutativ**, **assoziativ** und **idempotent**
- Die Merge-Funktion bildet einen Verband (Lattice)



CvRDT: Mengen

- Ein einfacher CRDT:
  - Zustand: $P \in \mathcal{P}(A)$, Datentyp: $\mathcal{P}(A)$

    $query(P) = P$

    $update(P, +, a) = P \cup \{a\}$

    $merge(P_1, P_2) = P_1 \cup P_2$

- Die Menge kann nur wachsen.

CvRDT: Zwei-Phasen-Mengen

- Durch Komposition kann ein komplexerer Typ entstehen.
  - Menge P (Hinzugefügte Elemente) und Menge N (Gelöschte Elemente)
  - Zustand: $(P, N) \in \mathcal{P}(A) \times \mathcal{P}(A)$, Datentyp: $\mathcal{P}(A)$

    $query((P, N)) = query(P) \setminus query(N)$

    $update((P, N), +, m) = (update(P, +, m), N)$

    $update((P, N), -, m) = (P, update(N, +, m))$

    $merge((P_1, N_1), (P_2, N_2)) = (merge(P_1, P_2), merge(N_1, N_2))$

CvRDT: Zähler

- Ein weiterer (vermeintlich) einfacher CvRDT
  - Zustand: $P \in \mathbb{N}$, Datentyp: $\mathbb{N}$

    $query(P) = P$

    $update(P, +, m) = P + m$

    $merge(P_1, P_2) = max(P_1, P_2)$

- Wert kann nur größer werden.
- Aber: Semantik eines Zählers leider nicht eingehalten

CvRDT: Verteilter Zähler

- Jeder Knoten hat seinen Eigenen Zähler
  - Zustand: $DP \in (id \times \mathbb{N})$, Datentyp: $\mathbb{N}$

    $query(DP) = \sum_{(id,P)} query(P)$

    $update(DP, +, m) = DP \cup update(DP_{id}, +, m)$

    $merge(DP^1, DP^2) = \{(id, merge(DP^1_{id}, DP^2_{id}) \mid (id, \_) \in DP^1 \cup DP^2\}$

- Effekt bleibt erhalten!

CvRDT: PN-Zähler

- Gängiges Konzept bei CRDTs: Komposition
- Aus zwei Zählern kann ein komplexerer Typ **zusammengesetzt** werden:
  - Zähler P (Positive) und Zähler N (Negative)
  - Zustand: $(P, N) \in \mathbb{N} \times \mathbb{N}$, Datentyp: $\mathbb{Z}$

    $query((P, N)) = query(P) - query(N)$

    $update((P, N), +, m) = (update(P, +, m), N)$

    $update((P, N), -, m) = (P, update(N, +, m))$

    $merge((P_1, N_1), (P_2, N_2)) = (merge(P_1, P_2), merge(N_1, N_2))$

CmRDT: Last-Writer-Wins-Register

- Gegeben eine eindeutigen und total geordneten Timestamp T:
- Zustand: $(X, T) \in X \times \mathit{timestamp}$
- $\mathit{query}((X, T)) = X$
- $\mathit{update}((X, T), \mathit{write}, Y) = (Y, T_{\mathit{now}})$
- $\mathit{merge}((X_1, T_1), (X_2, T_2)) = \mathit{if}\ \ T_1 > T_2\ \mathit{then}\ (X_1, T_{\mathit{now}})\ \mathit{else}\ (X_2, T_{\mathit{now}})$

Vektor-Uhren

- Im LWW Register benötigen wir Timestamps
  - Kausalität muss erhalten bleiben
  - Timestamps müssen eine Ordnung haben
- Datum und Uhrzeit ungeeignet
- Lösung: Vektor-Uhren
  - Jeder Knoten hat einen Zähler, der bei Operationen hochgesetzt wird
  - Zusätzlich merkt sich jeder Knoten den aktuellsten Zählerwert, den er bei den anderen Knoten beobachtet hat.
- Die Ordnung ist aber partiell!

Operationsbasierte CRDTs

- Kommutative replizierte Datentypen (CmRDTs)
- Knoten senden nur **Operationen** an andere Knoten
- *update* unterscheidete zwischen lokalem und externem Effekt.
- Netzwerkprotokoll wichtig
- Nachrichtenverlust führt zu Inkonsistenzen
- Kein *merge* nötig
- Kann die übertragenen **Datenmengen** erheblich **reduzieren**

CmRDT: Zähler

- Zustand: $P \in \mathbb{N}$, Typ: $\mathbb{N}$
- $query(P) = P$
- $update(+, n)$
  - lokal: $P := P + n$
  - extern: $P := P + n$

CmRDT: Last-Writer-Wins-Register

- Zustand: $(x, t) \in X \times \mathit{timestamp}$
- $\mathit{query}((x, t)) = x$
- $\mathit{update}(=, x')$
  - lokal: $(x, t) := (x', \mathit{now}())$
  - extern: $\mathit{if}\ \ t < t'\ \ \mathit{then}\ (x, t) := (x', t')$

Zusammenfassung

- Strikte Konsistenz in verteilten Systemen nicht erreichbar
- Strong Eventual Consistency
  - Wenn **längere Zeit** keine Änderungen stattgefunden haben befinden sich schließlich alle Knoten im **gleichen Zustand**.
  - Wenn zwei Knoten die **gleiche Menge** Updates beobachten befinden sie sich im **gleichen Zustand**.
- Conflict-Free replicated Data Types:
  - Zustandsbasiert: CvRDTs
  - Operationsbasiert: CmRDTs

Reaktive Programmierung
Vorlesung 14 vom 12.07.2022
Theorie der Nebenläufigkeit

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2022

Fahrplan

- Einführung
- Monaden und Monadentransformer
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren: Grundlagen & Implementierung
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Funktional-Reaktive Programmierung
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- CRDTs
- Robustheit, Entwurfsmuster und Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss
- Reaktive Programmierung in der Praxis

Theorie der Nebenläufigkeit

- Nebenläufige Systeme sind **kompliziert**
  - Nicht-deterministisches Verhalten
  - Neue Fehlerquellen wie **Deadlocks**
  - Schwer zu testen
- Reaktive Programmierung kann diese Fehlerquellen **einhegen**
- **Theoretische Grundlagen** zur Modellierung nebenläufiger Systeme
  - Eigenschaften und ihre Prüfung (**model checking**)

Temporale Logik, Prozessalgebren und Modelchecking

- Temporale (und modale) Logik beschreiben **Systeme** anhand ihrer **Zustandsübergänge**
- Ein System ist dabei im wesentlichen eine **endliche Zustandsmaschine**.

Finite State Machine (FSM)

Eine endliche Zustandsmaschine $\mathcal{M} = \langle S, \Sigma, \rightarrow \rangle$ ist gegeben durch

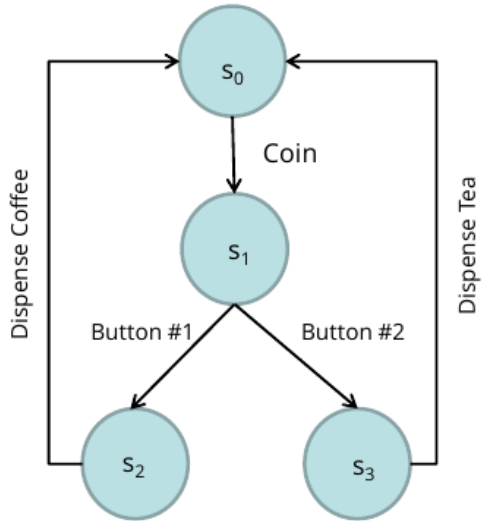
- eine Menge Σ von **Zuständen**,
- eine Menge $I \subseteq \Sigma$ von **initialen** Zuständen, und
- eine **Zustandsübergangsrelation** $\rightarrow \subseteq \Sigma \times \Sigma$

so dass

$$\forall s \in \Sigma \, \exists s' \in \Sigma . \, s \rightarrow s'.$$

Einfache Beispiele

1. Münze einwerfen
2. Knopf drücken: Tee oder Kaffee
3. Tee oder Kaffee ausschenken
4. Zurück zu (1)



Model Checking

Das Model-Checking Problem

Gegeben ein Model $\mathcal{M}$ und eine Eigenschaft ϕ, gilt

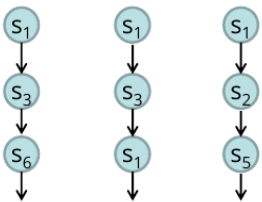
$$\mathcal{M} \models \phi?$$

- System $\mathcal{M}$ wird als FSM modelliert
- Wie beschreiben wir ϕ?
  - Temporale Logik
- Wie beweisen wir das?
  - Indem wir die Zustände aufzählen und das Modell **prüfen**

Temporal-Logiken

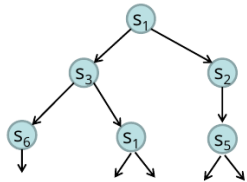
Linear Time

- Jeder Zeitpunkt hat genaue **einen** Nachfolger
- Systemzustand: Menge von Zustandssequenzen



Branching Time

- Jeder Zeitpunkt hat **mehrere** Nachfolger
- Systemzustand: unendlicher **Baum**



Formeln der LTL

$$\phi ::= \underbrace{p \mid \neg\phi \mid \phi_1 \wedge \phi_2 \mid \phi_1 \vee \phi_2}_{\textit{Aussagenlogik}} \mid \mathsf{X}\phi \mid \Box\phi \mid \diamond\phi \mid \phi_1 \,\mathsf{U}\, \phi_2$$

- $\mathsf{X}\phi$: ϕ gilt im **nächsten** Zustand
- $\Box\phi$: ϕ gilt in **allen** Zuständen
- $\diamond\phi$: ϕ gilt in **mindestens einem** Zustand
- $\phi \,\mathsf{U}\, \psi$: ϕ gilt in allen Zuständen, bis ψ gilt.

Einfache Aussagen

- Irgendwann gibt es Kaffee:

Einfache Aussagen

- Irgendwann gibt es Kaffee:

$$\Diamond \mathit{Kaffee}$$

- Wenn ich Knopf-1 drücke, gibt es danach Kaffee:

Einfache Aussagen

- Irgendwann gibt es Kaffee:

$$\Diamond \mathit{Kaffee}$$

- Wenn ich Knopf-1 drücke, gibt es danach Kaffee:

$$\Box(\mathit{Knopf\text{-}1} \longrightarrow \mathrm{X}\,\mathit{Kaffee})$$

- Wenn ich eine Münze einwerfe, gibt es irgendwann entweder Kaffee oder Tee:

Einfache Aussagen

- Irgendwann gibt es Kaffee:

$$\Diamond \mathit{Kaffee}$$

- Wenn ich Knopf-1 drücke, gibt es danach Kaffee:

$$\Box(\mathit{Knopf\text{-}1} \longrightarrow \mathrm{X}\,\mathit{Kaffee})$$

- Wenn ich eine Münze einwerfe, gibt es irgendwann entweder Kaffee oder Tee:

$$\Box(\mathit{Coin} \longrightarrow (\Diamond \mathit{Kaffee} \vee (\Diamond \mathit{Tee})))$$

Entscheidbarkeit und Zustandsexplosion

Entscheidbarkeit

- LTL ohne U ist NP-vollständig;
- LTL ist PSPACE-vollständig;
- CTL ist EXPTIME-vollständig.

- Schlüssel zur **praktischen** Handhabbarkeit: **Zustandsabstraktion**
- Werkzeuge: Spin, nuSMV/nuXMV, UPPAAL, ...
- Erweiterungen: **hybrid state machines** — Zustände sind **kontinuierlich** und werden durch **Differentialgleichungen** beschrieben.