Reaktive Programmierung
Vorlesung 1 vom 05.04.17: Was ist Reaktive Programmierung?

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Organisatorisches

- Vorlesung: Mittwochs 14-16, MZH 1110
- Übung: Donnerstags 12-14, MZH 1450 (nach Bedarf)
- Webseite: `www.informatik.uni-bremen.de/~cxl/lehre/rp.ss17`
- 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
- (Haskell)

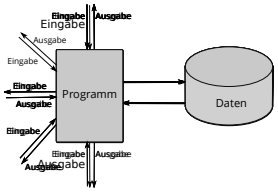
Eigenschaften:
- Imperativ und prozedural
- Sequentiell

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.

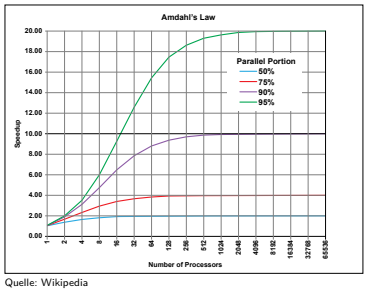
Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz



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

Amdahl's Law

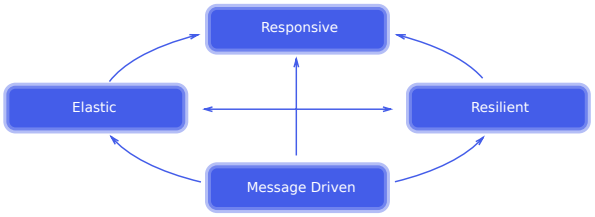
"The speedup of a program using multiple processors in parallel computing is limited by the sequential fraction of the program. For example, if 95% of the program can be parallelized, the theoretical maximum speedup using parallel computing would be 20× as shown in the diagram, no matter how many processors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



Quelle: Wikipedia

The Reactive Manifesto

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

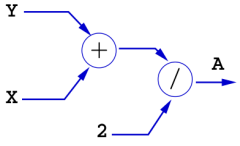


Was ist Reaktive Programmierung?

- 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
  - Robustheit: Eventual Consistency, Entwurfsmuster
- Bilingualer Übungsbetrieb und Vorlesung
  - Kein Scala-Programmierkurs
  - Erlernen von Scala ist nützlicher Seiteneffekt

Fahrplan

- Einführung
- Monaden als Berechnungsmuster
- Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- Aktoren I: Grundlagen
- Aktoren II: Implementation
- Bidirektionale Programmierung
- Meta-Programmierung
- Reaktive Ströme I
- Reaktive Ströme II
- Functional Reactive Programming
- Software Transactional Memory
- Eventual Consistency
- Robustheit und Entwurfsmuster
- Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

Rückblick Haskell

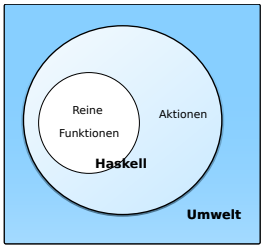
Rückblick Haskell

- 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 ??

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 ()
```

Einfache Beispiele

- Echo einfach

```
echo1 :: IO ()
echo1 = getLine >>= putStrLn
```

- Echo mehrfach

```
echo :: IO ()
echo = getLine >>= putStrLn >>= λ_ → echo
```

- Was passiert hier?
  - Verknüpfen von Aktionen mit $\gg=$
  - Jede Aktion gibt Wert zurück

Noch ein Beispiel

- Umgekehrtes Echo:

```
ohce :: IO ()
ohce = getLine
       >>= λs→ putStrLn (reverse s)
       >> ohce
```

- Was passiert hier?
  - Reine Funktion reverse wird innerhalb von Aktion putStrLn genutzt
  - Folgeaktion ohce benötigt Wert der vorherigen Aktion nicht
  - Abkürzung: >>

```
p >> q = p >>= λ_ → q
```


Die do-Notation

- Syntaktischer Zucker für IO:

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

$\Longleftrightarrow$

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

  - Rechts sind $\gg=$, >> implizit.
- Es gilt die Abseitsregel.
  - Einrückung der ersten Anweisung nach **do** bestimmt Abseits.

Drittes Beispiel

- Zählendes, endliches Echo

```
echo3 :: Int→ IO ()
echo3 cnt = do
  putStr (show cnt ++ ": ")
  s← getLine
  if s ≠ "" then do
      putStrLn $ show cnt ++ ": "++ s
      echo3 (cnt+1)
    else return ()
```

- Was passiert hier?
  - Kombination aus Kontrollstrukturen und Aktionen
  - Aktionen als Werte
  - Geschachtelte **do**-Notation

Ein/Ausgabe mit Dateien

- Im Prelude vordefiniert:
  - Dateien schreiben (überschreiben, anhängen):

```
type FilePath =  String
writeFile     ::  FilePath → String → IO ()
appendFile    ::  FilePath → String → IO ()
```

- Datei lesen (verzögert):

```
readFile      ::  FilePath → IO String
```

- Mehr Operationen im Modul System.IO der Standardbücherei
  - Buffered/Unbuffered, Seeking, &c.
  - Operationen auf Handle
- Noch mehr Operationen in System.Posix
  - Filedeskriptoren, Permissions, special devices, etc.

Beispiel: Zeichen, Wörter, Zeilen zählen (wc)

```
wc :: String→ IO ()
wc file =
  do cont ← readFile file
     putStrLn $ file++ ": "++
                show (length (lines cont),
                      length (words cont),
                      length cont)
```

- Datei wird gelesen
- Anzahl Zeichen, Worte, Zeilen gezählt
- Erstaunlich (hinreichend) effizient

Aktionen als Werte

- Aktionen sind Werte wie alle anderen.
- Dadurch Definition von Kontrollstrukturen möglich.
- Endlosschleife:

```
forever :: IO α→ IO α
forever a = a >> forever a
```

- Iteration (feste Anzahl):

```
forN :: Int→ IO α→ IO ()
forN n a | n == 0    = return ()
         | otherwise = a >> forN (n−1) a
```


Kontrollstrukturen

- Vordefinierte Kontrollstrukturen (Control.Monad):

```
when :: Bool→ IO ()→ IO ()
```

- Sequenzierung:

```
sequence :: [IO α]→ IO [α]
```

  - Sonderfall: [()] als ()

```
sequence_ :: [IO ()]→ IO ()
```

- Map und Filter für Aktionen:

```
mapM     :: (α→ IO β)→ [α]→ IO [β]
mapM_    :: (α→ IO ())→ [α]→ IO ()
filterM  :: (α→ IO Bool) → [α] → IO [α]
```

Fehlerbehandlung

- Fehler werden durch Exception repräsentiert (Modul Control.Exception)
  - Exception ist Typklasse — kann durch eigene Instanzen erweitert werden
  - Vordefinierte Instanzen: u.a. IOError
- Fehlerbehandlung durch Ausnahmen (ähnlich Java)

```
throw :: Exception γ⇒ γ→ α
catch :: Exception γ⇒ IO α → (γ→ IO α) → IO α
try   :: Exception γ⇒ IO α → IO (Either γ α)
```

- Faustregel: catch für unerwartete Ausnahmen, try für erwartete
- Ausnahmen überall, Fehlerbehandlung nur in Aktionen

Fehler fangen und behandeln

- Fehlerbehandlung für wc:

```
wc2 :: String→ IO ()
wc2 file =
  catch (wc file)
        (λe → putStrLn $ "Fehler: "++ show (e :: IOError))
```

- IOError kann analysiert werden (siehe System.IO.Error)
- read mit Ausnahme bei Fehler (statt Programmabbruch):

```
readIO :: Read a⇒ String→ IO a
```


Ausführbare Programme

- Eigenständiges Programm ist Aktion
- Hauptaktion: main :: IO () in Modul Main
- wc als eigenständiges Programm:

```
module Main where

import System.Environment (getArgs)
import Control.Exception
```

...

```
main :: IO ()
main = do
  args ← getArgs
  mapM_ wc2 args
```


Beispiel: Traversion eines Verzeichnisbaums

- Verzeichnisbaum traversieren, und für jede Datei eine Aktion ausführen:

```
travFS :: (FilePath→ IO ())→ FilePath→ IO ()
```

- Nutzt Funktionalität aus System.Directory, System.FilePath

```
travFS action p = do
  res ← try (getDirectoryContents p)
  case res of
    Left  e → putStrLn $ "ERROR: "++ show (e :: IOError)
    Right cs → do let cp = map (p </>) (cs \\ [".", ".."])
                  dirs  ← filterM doesDirectoryExist cp
                  files ← filterM doesFileExist cp
                  mapM_ action files
                  mapM_ (travFS action) dirs
```


So ein Zufall!

- Zufallswerte:

```
randomRIO :: (α, α)→ IO α
```

  - Warum ist randomIO Aktion?
- Beispiele:
  - Aktion zufällig oft ausführen:

```
atmost :: Int→ IO α→ IO [α]
atmost most a =
  do l← randomRIO (1, most)
     sequence (replicate l a)
```

  - Zufälligen String erzeugen:

```
randomStr :: IO String
randomStr = atmost 40 (randomRIO ('a','z'))
```


Module in der Standardbücherei

- Ein/Ausgabe, Fehlerbehandlung (Modul System.IO, Control.Exception)
- Zufallszahlen (Modul System.Random)
- Kommandozeile, Umgebungsvariablen (Modul System.Environment)
- Zugriff auf das Dateisystem (Modul System.Directory)
- Zeit (Modul System.Time)

Fallbeispiel: Wörter raten

- Unterhaltungsprogramm: der Benutzer rät Wörter
- Benutzer kann einzelne Buchstaben eingeben oder das ganze Wort
- Wort wird maskiert ausgegeben, nur geratene Buchstaben angezeigt

Wörter raten: Programmstruktur

- Trennung zwischen Spiel-Logik und Nutzerschnittstelle
- Spiel-Logik (GuessGame):
  - Programmzustand:

```
data State = St { word   :: String -- Zu ratendes Wort
                , hits   :: String -- Schon geratene Buchstaben
                , miss   :: String -- Falsch geratene Buchstaben
                }
```

  - Initialen Zustand (Wort auswählen):

```
initialState :: [String]→ IO State
```

  - Nächsten Zustand berechnen (Char ist Eingabe des Benutzers):

```
data Result = Miss | Hit | Repetition | GuessedIt |
    TooManyTries

processGuess :: Char→ State→ (Result, State)
```

Wörter raten: Nutzerschnittstelle

- Hauptschleife (play)
  - Zustand anzeigen
  - Benutzereingabe abwarten
  - Neuen Zustand berechnen
  - Rekursiver Aufruf mit neuem Zustand
- Programmanfang (main)
  - Lexikon lesen
  - Initialen Zustand berechnen
  - Hauptschleife aufrufen

```
play :: State→ IO ()
play st = do
  putStrLn (render st)
  c ← getGuess st
  case (processGuess c st) of
    (Hit, st)  → play st
    (Miss, st) → do putStrLn "Sorry, no."; play st
    (Repetition, st)→ do putStrLn "You already tried that."; play
        st
    (GuessedIt, st)→ putStrLn "Congratulations, you guessed it."
    (TooManyTries, st) →
      putStrLn $ "The word was "++ word st ++ " -- you lose."
```


Kontrollumkehr

- Trennung von Logik (State, processGuess) und Nutzerinteraktion nützlich und sinnvoll
- Wird durch Haskell Tysystem unterstützt (keine UI ohne IO)
- Nützlich für andere UI mit Kontrollumkehr
- Beispiel: ein GUI für das Wörterratespiel (mit Gtk2hs)
  - GUI ruft Handler-Funktionen des Nutzerprogramms auf
  - Spielzustand in Referenz (IORef) speichern
- Vgl. MVC-Pattern (Model-View-Controller)

Eine GUI für das Ratespiel

- Binden von Funktionen an Signale

```
-- Process key presses
onKeyPress window $ λe→ case eventKeyChar e of
  Just c→ do handleKeyPress window l1 l2 gs c; return
      True

-- Process quit button
```

- Eventloop von Gtk2Hs aufrufen (Kontrollumkehr):

```
-- Run it!
onDestroy window mainQuit
widgetShowAll window
render st l1 l2
```


Zusammenfassung

- War das jetzt reaktiv?
  - Haskell ist funktional
  - Für eine reaktive Sprache fehlt Nebenläufigkeit
- Nächstes Mal:
  - Monaden, Ausnahmen, Referenzen in Haskell und Scala
- Danach: Nebenläufigkeit in Haskell und Scala

Reaktive Programmierung

Vorlesung 2 vom 09.04.2017: Monaden als Berechnungsmuster

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Inhalt

- Monaden als allgemeine Berechnungsmuster
- Beispielmonaden, und wie geht das mit IO?
- Monaden in Scala

Monaden als allgemeine Berechnungsmuster

Berechnungsmuster

- Eine Programmiersprache hat ein grundlegendes Berechnungsmodell und darüber hinaus Seiteneffekte
- Seiteneffekte sind meist implizit (Bsp: exceptions)
- Monaden verkapseln Seiteneffekt in einem Typ mit bestimmten Operationen:
  1. Komposition von Seiteneffekten
  2. Leere Seiteneffekte
  3. Basisoperationen
- Idee: Seiteneffekt explizit machen

Monaden als Berechngsmuster

Eine Monade ist:

- mathematisch: durch Operationen und Gleichungen definiert (verallgemeinerte algebraische Theorie)
- als Berechnungsmuster: verknüpfbare Berechnungen mit einem Ergebnis
- In Haskell: durch mehrere Typklassen definierte Operationen mit bestimmten Eigenschaften
- In Scala: ein Typ mit bestimmten Operationen

Beispiel: Funktionen mit Zustand

- 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: $S \to B \times S$
- Operationen:
  - Komposition von zustandsabhängigen Berechnungen:

$$\begin{array}{cc} f : A \times S \to B \times S & g : B \times S \to C \times S \\ \cong & \cong \\ f' : A \to S \to B \times S & g' : B \to S \to C \times S \end{array}$$

$$g' \cdot f' = (g \cdot f)'$$

  - Basisoperationen: aus dem Zustand lesen, Zustand verändern

Monaden in Haskell

Monaden in Haskell

- Monaden in Haskell als Verallgemeinerung von Aktionen

Aktionen:	Monade m:
type IO α	**type** m α
Komposition:	Komposition:
(>>=) :: IO $\alpha \to$ ($\alpha \to$ IO β) $\to$ IO β	(>>) :: m $\alpha \to$ ($\alpha \to$ m β) $\to$ m β
Leere Aktion:	Leerer Seiteneffekt:
return :: $\alpha \to$ IO α	return :: $\alpha \to$ m α
Aktion für Funktionen:	Seiteneffekt auf Funktionen:
fmap :: ($\alpha \to \beta$) $\to$ IO $\alpha \to$ IO β	fmap :: ($\alpha \to \beta$) $\to$ m $\alpha \to$ m β

Beispiel für eine Konstruktorklasse.

Monadengesetze I

- Monaden müssen bestimmte Eigenschaften erfüllen.
- Für Funktionen:

```
class Functor f where
  fmap :: (α → β) → f α → f β
```

fmap bewahrt Identität und Komposition:

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

- Folgendes gilt allgemein (für r :: f $\alpha \to$ g α, h :: $\alpha \to \beta$):

```
fmap h ∘ r == r ∘ fmap h
```


Monadengesetze II

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

```
class (Functor m, Applicative m)⇒ Monad m where
  (>>=)    :: m α → (α → m β) → m β
  return   :: α → m α
```

>>=ist assoziativ und return das neutrale Element:

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

- Folgendes gilt allgemein (naturality von return und >>=):

```
   fmap f ∘ return == return ∘ f
m >>= (fmap f ∘ p) == fmap f (m >>= p)
```

- Den syntaktischen Zucker (**do**-Notation) gibt's dann umsonst dazu.

Zustandsabhängige Berechnungen in Haskell

- Modellierung: Zustände explizit in Typ σ (polymorph über α)

```
data ST σ α = St { run :: σ → (α, σ) }
```

- Komposition zweier solcher Berechnungen:

```
f >>= g = St $ λs → let (a, s') = run f s in run (g a) s'
```

- Leerer Seiteneffekt:

```
return a = St $ λs → (a, s)
```

- Lifting von Funktionen:

```
fmap f g = St $ λs → let (a, s1) = run g s in (f a, s1)
```


Basisoperationen: Zugriff auf den Zustand

- Zustand lesen:

```
get :: (σ → α) → ST σ α
get f = St $ λs → (f s, s)
```

- Zustand setzen:

```
set :: (σ → σ) → ST σ ()
set g = St $ λs → ((), g s)
```


Benutzung von ST: einfaches Beispiel

- Zähler als Zustand:

```
type WithCounter α = ST Int α
```

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

```
cntToL :: String → WithCounter String
cntToL [] = return ""
cntToL (x:xs)
  | isUpper x = do ys ← cntToL xs
                   set (+1)
                   return (toLower x: ys)
  | otherwise = do { ys ← cntToL xs; return (x: ys) }
```

- Hauptfunktion:

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


Implizite vs. explizite Zustände

- Nachteil von ST: Zustand ist explizit
  - Kann dupliziert werden
- Daher: Zustand implizit machen
  - Datentyp verkapseln
  - Zugriff auf Zustand nur über elementare Operationen
  - Zustand wird garantiert nicht dupliziert oder weggeworfen.

Zustandstransformer mit impliziten Zustand

- Impliziter Zustand und getypte Referenzen:

```
newtype Ref α = Ref { addr :: Integer } deriving (Eq, Ord)
type Mem α = M.Map Integer α
```

- Lesen und Schreiben als Operationen auf Data.Map
- Impliziten Zustand und Basisoperationen verkapseln:

```
newtype ST α β = ST { state :: State.ST (Mem α) β }
```

- Exportschnittstelle: state wird nicht exportiert
- runST Kombinator:

```
runST :: ST α β → β
runST s = fst (State.run (state s) M.empty)
```

- Mit dynamischen Typen können wir den Zustand monomorph machen.

Weitere Beispiele für Monaden

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

Unveränderliche Zustände: Reader

- Die Reader-Monade:

```
newtype Reader σ α = Rd { run :: σ → α }

instance Functor (Reader σ) where
  fmap f r = Rd (f. run r)

instance Monad (Reader σ) where
  return a = Rd (λs→ a)
  r >>= f  = Rd (λs→ run (f ((run r) s)) s)
```

- Berechnungsmodell: Zustand aus dem nur gelesen wird
  - Vereinfachter Zustandsmonade
  - Basisoperation: read, local
  - Es gibt auch das "Gegenstück": Writer

Fehler und Ausnahmen: Maybe

- 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
```

- Berechnungsmodell: Fehler
  - f :: α→ Maybe β ist Berechnung mit möglichem Fehler
  - Fehlerfreie Berechnungen werden verkettet
  - Fehler (Nothing) werden propagiert

Fehler und Ausnahmen: Either

- Either α als Monade:

```
data Either δ β = Left δ | Right β

instance Functor (Either δ) where
  fmap f (Right b) = Right (f b)
  fmap f (Left  a) = Left  a

instance Monad (Either δ) where
  Right b >>= g = g b
  Left a  >>= _ = Left a
  return = Right
```

- Berechnungsmodell: Ausnahmen
  - f :: α→ Either δ β ist Berechnung mit Ausnahmen vom Typ δ
  - Ausnahmefreie Berechnungen (Right a) werden verkettet
  - Ausnahmen (Left e) werden propagiert

Mehrdeutigkeit

- List als Monade:
  - Können wir so nicht hinschreiben, Syntax vordefiniert
  - Aber siehe `ListMonad.hs`

```
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)

Aktionen als Zustandstransformationen

- Idee: Aktionen sind Zustandstransformationen 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

```
type IO α = ST RealWorld α
```


Monaden in Scala

Monaden in Scala

- Seiteneffekte sind in Scala implizit
- Aber Monaden werden implizit unterstützt
- "Monadische" Notation: for

Monaden in Scala

- Für eine Monade in Scala:

```
abstract class T[A] {
  def flatMap[B](f: A⇒ T[B]): T[B]
  def map[B](f: A⇒ B): T[B]
  }
```

- Gegebenfalls noch

```
  def filter (f: A⇒ Bool): T[A]
  def foreach (f: A⇒ Unit): Unit
```


do it in Scala!

- Übersetzung von `for` mit einem Generator:

```
for (x← e1) yield r   ⟹   e1.map(x⇒ r)
```

- `for` mit mehreren Generatoren:

```
for (x1← e1; x2← e2; s) yield r
⟹
e1.flatMap(x⇒ for (y← e2; s) yield r)
```

- Wo ist das `return`? Implizit:

```
  e1.map(x⇒ r) == e1.flatMap(x⇒ return r)
```

```
        fmap f p == p ≫= return ∘ f
```


Beispiel: Zustandsmonade in Scala

- Typ mit map und flatMap:

```
case class State[S,A](run: S ⇒ (A,S)) {
```

```
  def flatMap[B](f: A ⇒ State[S,B]): State[S,B] =
    State { s ⇒  val (a,s2) = run(s)
                 f(a).run(s2)
          }
```

```
  def map[B](f: A ⇒ B): State[S,B] =
    flatMap(a ⇒ State(s ⇒ (f(a),s)))
```

- Beispielprogramm: Ein Stack

Zusammenfassung

- Monaden sind Muster für Berechnungen mit Seiteneffekten
- Beispiele:
  - Zustandstransformer
  - Fehler und Ausnahmen
  - Nichtdeterminismus
- Nutzen von Monade: Seiteneffekte explizit machen, und damit Programme robuster
- Was wir ausgelassen haben: Kombination von Monaden (Monadentransformer)
- Grenze: Nebenläufigkeit ⟶ Nächste Vorlesung

Reaktive Programmierung

Vorlesung 3 vom 19.04.2017: Nebenläufigkeit: Futures and Promises

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Inhalt

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

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

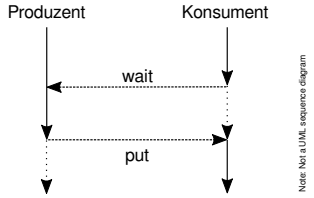
- Scala nutzt das Threadmodell der JVM
  - Kein sprachspezifisches Threadmodell
- Daher sind Threads vergleichsweise teuer.
- Synchronisation auf unterster Ebene durch Monitore (`synchronized`)
- Bevorzugtes Abstraktionsmodell: Aktoren (dazu später mehr)

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 blockiert
  - Konsument wartet auf Produzent



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]
}
```

- 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:

```
case class Robot(id: Int, pos: Int, battery: Int) {
  private def mv(n: Int): Robot =
    if (n ≤ 0) this
    else if (battery > 0) {
      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) }
}
```


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 komponieren
  - "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.

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
- 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, map 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
  m ← newEmptyMVar; forkIO (mv m r n); return m
```

- Bewegungsfunktion:

```
mv :: MVar Robot → Robot→ Int→ IO ()
mv v r n
  | n ≤ 0 = putMVar v r
  | otherwise = do
    m← randomRIO(0,10); threadDelay(m*100000)
    mv v 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 (takeMVar (m :: MVar String) >>= putStrLn. show)
threadDelay (100000)
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:

```
case class Robot(id: Int, pos: Int, battery: Int) {
  private def mv(n: Int): Robot =
```

- Try[T] macht Fehler explizit (Materialisierung):

```
sealed abstract class Try[+T] {
  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 }

case class Success[T](x: T) extends Try[T]
case class Failure(ex: Throwable) extends Try[Nothing]
```

- Ist Try eine Monade? Nein, Try(e) flatMap f ≠ 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
- Morgen: Scala Collections, nächste VL: das Aktorenmodell

Reaktive Programmierung

Vorlesung 4 vom 20.04.17: The Scala Collection Library

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Heute: Scala Collections

- Sind nicht in die Sprache eingebaut!
- Trotzdem komfortabel

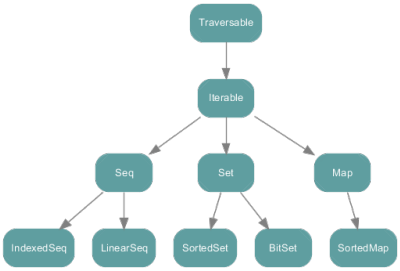
```
val ages = Map("Homer" → 36, "Marge" → 34)
ages("Homer") // 36
```

- Sehr vielseitig (Immutable, Mutable, Linear, Random Access, Read Once, Lazy, Strict, Sorted, Unsorted, Bounded...)
- Und sehr generisch

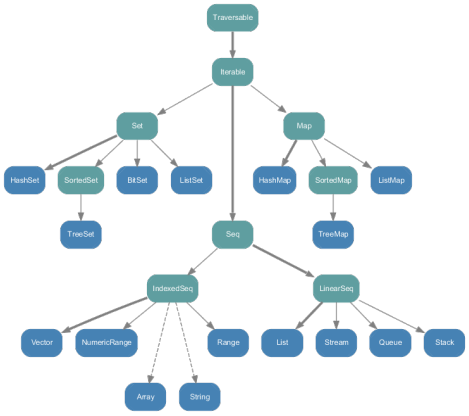
```
val a = Array(1,2,3) ++ List(1,2,3)
a.flatMap(i ⇒ Seq(i, i+1,i+2))
```


Scala Collections Bücherei

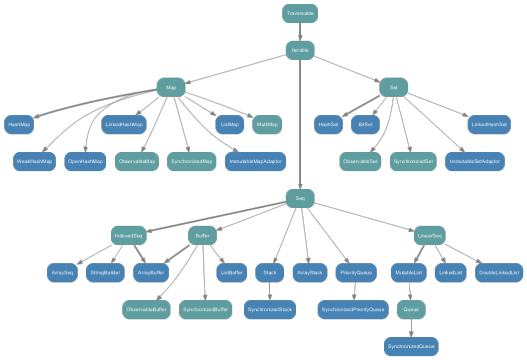
Sehr einheitliche Schnittstellen aber komplexe Bücherei:



Scala Collections Bücherei - Immutable



Scala Collections Bücherei - Mutable



Konstruktoren und Extraktoren

- Einheitliche Konstruktoren:

```
Traversable(1, 2, 3)
Iterable("x", "y", "z")
Map("x" → 24, "y" → 25, "z" → 26)
Set(Color.red, Color.green, Color.blue)
SortedSet("hello", "world")
Buffer(x, y, z)
IndexedSeq(1.0, 2.0)
LinearSeq(a, b, c)
...
```

- Einheitliche Extraktoren:

```
val Seq(a,b,c) = Seq(1,2,3)
// a = 1; b = 2; c = 3

...
```


Exkurs: Funktionen in Scala

- Scala ist rein Objektorientiert.
  - jeder Wert ist ein Objekt
  - jede Operation ist ein Methodenaufruf
- Also ist eine Funktion ein Objekt
- und ein Funktionsaufruf ein Methodenaufruf.

```
trait Function1[−T1,+R] {
  def apply(v1: T1): R
}
```

- Syntaktischer Zucker: `f(5)` wird zu `f.apply(5)`

Exkurs: Konstruktoren in Scala

- Der syntaktische Zucker für Funktionen erlaubt uns Konstruktoren ohne **new** zu definieren:

```
trait Person {
  def age: Int
  def name: String
}

object Person {
  def apply(a: Int, n: String) = new Person {
    def age = a
    def name = n
  }
}

val homer = Person(36,"Homer")
```

- Vgl. Case Classes

Exkurs: Extraktoren in Scala

- Das Gegenstück zu apply ist unapply.
  - apply (Konstruktor): Argumente ⟶ Objekt
  - unapply (Extraktor): Objekt ⟶ Argumente
- Wichtig für Pattern Matching (Vgl. Case Classes)

```
object Person {
  def apply(a: Int, n: String) = <...>
  def unapply(p: Person): Option[(Int,String)] =
    Some((p.age,p.name))
}

homer match {
  case Person(age, name) if age < 18 ⇒ s"hello young
      $name"
  case Person(_, name) ⇒ s"hello old $name"
}

val Person(a,n) = homer
```


scala.collection.Traversable[+A]

- Super-trait von allen anderen Collections.
- Einzige abstrakte Methode:

```
def foreach[U](f: Elem ⇒ U): Unit
```

- Viele wichtige Funktionen sind hier schon definiert:
  - `++[B](that: Traversable[B]): Traversable[B]`
  - `map[B](f: A => B): Traversable[B]`
  - `filter(f: A => Boolean): Traversable[A]`
  - `foldLeft[B](z: B)(f: (B,A) => B): B`
  - `flatMap[B](f: A => Traversable[B]): Traversable[B]`
  - `take, drop, exists, head, tail, foreach, size, sum, groupBy, takeWhile ...`
- Problem: So funktionieren die Signaturen nicht!
- Die folgende Folie ist für Zuschauer unter 16 Jahren nicht geeignet...

Die wahre Signatur von map

```
def map[B,That](f: A ⇒ B)(implicit bf:
  CanBuildFrom[Traversable[A], B, That]): That
```

Was machen wir damit?

- Schnell wieder vergessen
- Aber im Hinterkopf behalten: Die Signaturen in der Dokumentation sind "geschönt"!

Seq[+A], IndexedSeq[+A], LinearSeq[+A]

- Haben eine länge (`length`)
- Elemente haben feste Positionen (`indexOf, indexOfSlice, ...`)
- Können Sortiert werden (`sorted, sortWith, sortBy, ...`)
- Können Umgedreht werden (`reverse, reverseMap, ...`)
- Können mit anderen Sequenzen verglichen werden (`startsWith, ...`)
- Nützliche Subtypen: `List`, `Stream`, `Vector`, `Stack`, `Queue`, `mutable.Buffer`
- Welche ist die richtige für mich? `http://docs.scala-lang.org/overviews/collections/performance-characteristics.html`

Set[+A]

- Enthalten keine doppelten Elemente
- Unterstützen Vereinigungen, Differenzen, Schnittmengen:

```
Set("apple","strawberry") ++ Set("apple","peach")
> Set("apple", "strawberry", "peach")

Set("apple","strawberry") -- Set("apple","peach")
> Set("strawberry")

Set("apple", "strawberry") & Set("apple", "peach")
> Set("apple")
```

- Nützliche Subtypen: `SortedSet`, `BitSet`

Map[K,V]

- Ist eine Menge von Schlüssel-Wert-Paaren: `Map[K,V] <: Iterable[(K,V)]`
- Ist eine partielle Funktion von Schlüssel zu Wert: `Map[K,V] <: PartialFunction[K,V]`
- Werte können "nachgeschlagen" werden:

```
val ages = Map("Homer" → 39, "Marge" → 34)

ages("Homer")
> 39

ages isDefinedAt "Bart" // ages contains "Bart"
> false

ages get "Marge"
> Some(34)
```

- Nützliche Subtypen: `mutable.Map`

Array

- Array sind "special":
  - Korrespondieren zu Javas Arrays
  - Können aber auch generisch sein Array[T]
  - Und sind kompatibel zu Sequenzen
- Problem mit Generizität:

```
def evenElems[T](xs: Vector[T]): Array[T] = {
  val arr = new Array[T]((xs.length + 1) / 2)
  for (i ← 0 until xs.length by 2)
    arr(i / 2) = xs(i)
  arr
```

- *Type erasure* zur Laufzeit — daher: Class manifest benötigt

```
def evenElems[T](xs: Vector[T])(implicit m:
    ClassManifest[T]): Array[T] = ...
def evenElems[T: ClassManifest](xs: Vector[T]): Array[T] =
    ...
```

- Generische Arrays erzeugen overhead: *"You can expect accesses to generic arrays to be three to four times slower than accesses to*

String

- Scala-Strings sind `java.lang.String`
- Unterstützen aber alle Sequenz-Operationen
- Beste aller Welter: effiziente Repräsentation, viele Operationen
  - Vergleiche Haskell: **type** String= [Char] bzw. ByteString
- Wird erreicht durch implizite Konversionen String to WrappedString und String to StringOps

Vergleiche von Collections

- Collections sind in Mengen, Maps und Sequenzen aufgeteilt.
- Collections aus verschiedenen Kategorien sind niemals gleich:

```
Set(1,2,3) == List(1,2,3) // false
```

- Mengen und Maps sind gleich wenn sie die selben Elemente enthalten:

```
TreeSet(3,2,1) == HashSet(2,1,3) // true
```

- Sequenzen sind gleich wenn sie die selben Elemente in der selben Reihenfolge enthalten:

```
List(1,2,3) == Stream(1,2,3) // true
```


Scala Collections by Example - Part I

- Problem: Namen der erwachsenen Personen in einer Liste

```
case class Person(name: String, age: Int)
val persons = List(Person("Homer",39), Person("Marge",34),
                   Person("Bart",10), Person("Lisa",8),
                   Person("Maggie",1), Person("Abe",80))
```

- Lösung:

```
val adults = persons.filter(_.age ≥ 18).map(_.name)

> List("Homer", "Marge", "Abe")
```


Scala Collections by Example - Part II

- Problem: Fibonacci Zahlen so elegant wie in Haskell?

```
fibs = 0 : 1 : zipWith (+) fibs (tail fibs)
```

- Lösung:

```
val fibs: Stream[BigInt] =
  BigInt(0) #:: BigInt(1) #:: fibs.zip(fibs.tail).map(
    n ⇒ n._1 + n._2)

fibs.take(10).foreach(println)
> 0
> 1
> ...
> 21
> 34
```


`Option[+A]`

- Haben maximal 1 Element

```
sealed trait Option[+A]
case object None extends Option[Nothing]
case class Some(get: A) extends Option[A]
```

- Entsprechen `Maybe` in Haskell
- Sollten dort benutzt werden wo in Java `null` im Spiel ist

```
def get(elem: String) = elem match {
  case "a" ⇒ Some(1)
  case "b" ⇒ Some(2)
  case _ ⇒ None
}
```

- Hilfreich dabei:

```
Option("Hallo") // Some("Hallo")
Option(null) // None
```


`Option[+A]`

- An vielen Stellen in der Standardbücherei gibt es die Auswahl:

```
val ages = Map("Homer" → 39, "Marge" → 34)

ages("Bart") // NoSuchElementException
ages.get("Bart") // None
```

- Nützliche Operationen auf `Option`

```
val x: Option[Int] = ???

x getOrElse 0

x foldLeft ("Test")(_.toString)
x exists (_ == 4)
...
```


Ranges

- Repräsentieren Zahlensequenzen

```
class Range(start: Int, end: Int, step: Int)
class Inclusive(start: Int, end: Int, step: Int) extends
    Range(start,end + 1,step)
```

- `Int` ist "gepimpt" (`RichInt`):

```
1 to 10 // new Inclusive(1,10,1)
1 to (10,5) // new Inclusive(1,10,5)
1 until 10 // new Range(1,10)
```

- Werte sind berechnet und nicht gespeichert
- Keine "echten" Collections
- Dienen zum effizienten Durchlaufen von Zahlensequenzen:

```
(1 to 10).foreach(println)
```


For Comprehensions

- In Scala ist `for` nur syntaktischer Zucker

```
   for (i ← 1 to 10) println(i)
⇒ (1 to 10).foreach(i ⇒ println(i))

   for (i ← 1 to 10) yield i * 2
⇒ (1 to 10).map(i ⇒ i * 2)

   for (i ← 1 to 10 if i > 5) yield i * 2
⇒ (1 to 10).filter(i ⇒ i > 5).map(i ⇒ i * 2)

   for (x ← 1 to 10, y ← 1 to 10) yield (x,y)
⇒ (1 to 10).flatMap(x ⇒ (1 to 10).map(y ⇒ (x,y)))
```

- Funktioniert mit allen Typen die die nötige Untermenge der Funktionen (`foreach`,`map`,`flatMap`,`withFilter`) implementieren.

Scala Collections by Example - Part III

- Problem: Wörter in allen Zeilen in allen Dateien in einem Verzeichnis durchsuchen.

```
def files(path: String): List[File]
def lines(file: File): List[String]
def words(line: String): List[String]

def find(path: String, p: String ⇒ Boolean) = ???
```

- Lösung:

```
def find(path: String, p: String ⇒ Boolean) = for {
  file ← files(path)
  line ← lines(file)
  word ← words(line) if p(word)
} yield word
```

Zusammenfassung

- Scala Collections sind ziemlich komplex
- Dafür sind die Operationen sehr generisch
- Es gibt keine in die Sprache eingebauten Collections:
  Die Collections in der Standardbücherei könnte man alle selbst implementieren
- Für fast jeden Anwendungsfall gibt es schon einen passenden Collection Typ
- `for`-Comprehensions sind in Scala nur syntaktischer Zucker

Reaktive Programmierung
Vorlesung 5 vom 26.04.17: Das Aktorenmodell

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

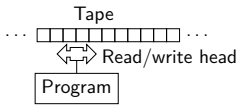
Das Aktorenmodell

- 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!

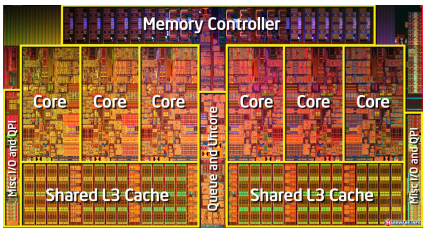
Die Turingmaschine

"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



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



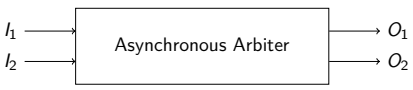
- $3GHz = 3'000'000'000Hz \Longrightarrow$ Ein Takt $= 3,333 * 10^{-10}s$
- $c = 299'792'458\frac{m}{s}$
- Maximaler Weg in einem Takt $< 0,1m$ (Physikalische Grenze)

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 | ...)

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)
- $Behavior : (Msg, State) \rightarrow IO\ State$
- oder $Behavior : Msg \rightarrow IO\ Behavior$
- 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
```

$\exists a(b, Ping)\ \mathcal{U}\ \Diamond b(Pong)$

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 genau 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

Reaktive Programmierung

Vorlesung 6 vom 27.04.17: ScalaTest and ScalaCheck

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Was ist eigentlich Testen?

> Myers, 1979
>
> Testing is the process of executing a program or system with the intent of finding errors.

- Hier: testen is selektive, kontrollierte Programmausführung.
- Ziel des Testens ist es immer, Fehler zu finden wie:
  - Diskrepanz zwischen Spezifikation und Implementation
  - strukturelle Fehler, die zu einem fehlerhaften Verhalten führen (Programmabbruch, Ausnahmen, etc)

> E.W. Dijkstra, 1972
>
> Program testing can be used to show the presence of bugs, but never to show their absence.

Testmethoden

- Statisch vs. dynamisch:
  - Statische Tests analysieren den Quellcode ohne ihn auszuführen (statische Programmanalyse)
  - Dynamische Tests führen das Programm unter kontrollierten Bedingungen aus, und prüfen das Ergebnis gegen eine gegebene Spezifikation.
- Zentrale Frage: wo kommen die Testfälle her?
  - Black-box: Struktur des s.u.t. (hier: Quellcode) unbekannt, Testfälle werden aus der Spezifikation generiert;
  - Grey-box: Teile der Struktur des s.u.t. ist bekannt (z.B. Modulstruktur)
  - White-box: Struktur des s.u.t. ist offen, Testfälle werden aus dem Quellcode abgeleitet

Spezialfall des Black-Box-Tests: Monte-Carlo Tests

- Bei Monte-Carlo oder Zufallstests werden zufällige Eingabewerte generiert, und das Ergebnis gegen eine Spezifikation geprüft.
- Dies erfordert ausführbare Spezifikationen.
- Wichtig ist die Verteilung der Eingabewerte.
  - Gleichverteilt über erwartete Eingaben, Grenzfälle beachten.
- Funktioniert gut mit high-level-Spachen (Java, Scala, Haskell)
  - Datentypen repräsentieren Informationen auf abstrakter Ebene
  - Eigenschaft gut spezifizierbar
  - Beispiel: Listen, Listenumkehr in C, Java, Scala
- Zentrale Fragen:
  - Wie können wir ausführbare Eigenschaften formulieren?
  - Wie Verteilung der Zufallswerte steuern?

ScalaTest

- Test Framework für Scala

```
import org.scalatest.FlatSpec

class StringSpec extends FlatSpec {
  "A String" should "reverse" in {
    "Hello".reverse should be ("olleH")
  }

  it should "return the correct length" in {
    "Hello".length should be (5)
  }
}
```


ScalaTest Assertions 1

- ScalaTest Assertions sind Makros:

```
import org.scalatest.Assertions._
val left = 2
val right = 1
assert(left == right)
```

- Schlägt fehl mit `"2 did not equal 1"`
- Alternativ:

```
val a = 5
val b = 2
assertResult(2) {
  a - b
}
```

- Schlägt fehl mit `"Expected 2, but got 3"`

ScalaTest Assertions 2

- Fehler manuell werfen:

```
fail("I've got a bad feeling about this")
```

- Erwartete Exeptions:

```
val s = "hi"
val e = intercept[IndexOutOfBoundsException] {
  s.charAt(-1)
}
```

- Assumptions

```
assume(database.isAvailable)
```


ScalaTest Matchers

- Gleichheit überprüfen:

```
result should equal (3)
result should be (3)
result shouldBe 3
result shouldEqual 3
```

- Länge prüfen:

```
result should have length 3
result should have size 3
```

- Und so weiter...

```
text should startWith ("Hello")
result should be a [List[Int]]
list should contain noneOf (3,4,5)
```

- Siehe `http://www.scalatest.org/user_guide/using_matchers`

ScalaTest Styles

- ScalaTest hat viele verschiedene Styles, die über Traits eingemischt werden können
- Beispiel: `FunSpec` (Ähnlich wie RSpec)

```
class SetSpec extends FunSpec {
  describe("A Set") {
    describe("when empty") {
      it("should have size 0") {
        assert(Set.empty.size == 0)
      }

      it("should produce NoSuchElementException when head
          is invoked") {
        intercept[NoSuchElementException] {
          Set.empty.head
} } } } }
```

- Übersicht unter
  http://www.scalatest.org/user_guide/selecting_a_style

Blackbox Test

- Überprüfen eines Programms oder einer Funktion ohne deren Implementierung zu nutzen:

```
def primeFactors(n: Int): List[Int] = ???
```

- z.B.

```
"primeFactors" should "work for 360" in {
  primeFactors(360) should contain theSameElementsAs
      List(2,2,2,3,3,5)
}
```

- Was ist mit allen anderen Eingaben?

Property based Testing

- Überprüfen von Eigenschaften (Properties) eines Programms / einer Funktion:

```
def primeFactors(n: Int): List[Int] = ???
```

- Wir würden gerne so was schreiben:

```
forall x ≥ 1 → primeFactors(x).product = x
               && primeFactors(x).forall(isPrime)
```

- Aber wo kommen die Eingaben her?

Testen mit Zufallswerten

- `def primeFactors(n: Int): List[Int] = ???`
- Zufallszahlen sind doch einfach!

```
"primeFactors" should "work for many numbers" in {
  (1 to 1000) foreach { _ ⇒
    val x = Math.max(1, Random.nextInt.abs)
    assert(primeFactors(x).product == (x))
    assert(primeFactors(x).forall(isPrime))
  }
}
```

- Was ist mit dieser Funktion?

```
def sum(list: List[Int]): Int = ???
```


ScalaCheck

- ScalaCheck nutzt Generatoren um Testwerte für Properties zu generieren

```
forAll { (list: List[Int]) ⇒
  sum(list) == list.foldLeft(0)(_ + _)
}
```

- Generatoren werden über implicits aufgelöst
- Typklasse `Arbitrary` für viele Typen vordefiniert:

```
abstract class Arbitrary[T] {
  val arbitrary: Gen[T]
}
```


Zufallsgeneratoren

- Ein generischer Zufallsgenerator:

```
trait Generator[+T] { def generate: T }

object Generator {
  def apply[T](f: ⇒ T) = new Generator[T] {
    def generate = f }
}
```

- `val integers = Generator(Random.nextInt)`
- `val booleans = Generator(integers.generate > 0)`
- ```
  val pairs =
    Generator((integers.generate,integers.generate))
  ```


Zufallsgeneratoren Kombinieren

- Ein generischer, kombinierbarer Zufallsgenerator:

```
trait Generator[+T] { self ⇒
  def generate: T
  def map[U](f: T ⇒ U) = new Generator[U] {
    def generate = f(self.generate)
  }
  def flatMap[U](f: T ⇒ Generator[U]) = new Generator[U] {
    def generate = f(self.generate).generate
  }
}
```


Einfache Zufallsgeneratoren

- Einelementige Wertemenge:

```
def single[T](value: T) = Generator(value)
```

- Eingeschränkter Wertebereich:

```
def choose(lo: Int, hi: Int) =
  integers.map(x ⇒ lo + x % (hi - lo))
```

- Aufzählbare Wertemenge:

```
def oneOf[T](xs: T*): Generator[T] =
  choose(0,xs.length).map(xs)
```
```

Beispiel: Listen Generieren

- Listen haben zwei Konstruktoren: `Nil` und `::`:

```
def lists: Generator[List[Int]] = for {
  isEmpty ← booleans
  list ← if (isEmpty) emptyLists else nonEmptyLists
}
```

- Die Menge der leeren Listen enthält genau ein Element:

```
def emptyLists = single(Nil)
```

- Nicht-leere Listen bestehen aus einem Element und einer Liste:

```
def nonEmptyLists = for {
  head ← integers
  tail ← lists
} yield head :: tail
```


ScalaCheck

- ScalaCheck nutzt Generatoren um Testwerte für Properties zu generieren

```
forAll { (list: List[Int]) ⇒
  sum(list) == list.foldLeft(0)(_ + _)
}
```

- Generatoren werden über implicits aufgelöst
- Typklasse `Arbitrary` für viele Typen vordefiniert:

```
abstract class Arbitrary[T] {
  val arbitrary: Gen[T]
}
```


Kombinatoren in ScalaCheck

```
object Gen {
  def choose[T](min: T, max: T)(implicit c: Choose[T]):
      Gen[T]
  def oneOf[T](xs: Seq[T]): Gen[T]
  def sized[T](f: Int ⇒ Gen[T]): Gen[T]
  def someOf[T](gs: Gen[T]*); Gen[Seq[T]]
  def option[T](g: Gen[T]): Gen[Option[T]]
  ...
}

trait Gen[+T] {
  def map[U](f: T ⇒ U): Gen[U]
  def flatMap[U](f: T ⇒ Gen[U]): Gen[U]
  def filter(f: T ⇒ Boolean): Gen[T]
  def suchThat(f: T ⇒ Boolean): Gen[T]
  def label(l: String): Gen[T]
  def |(that: Gen[T]): Gen[T]
  ...
}
```


Wertemenge einschränken

- Problem: Vorbedingungen können dazu führen, dass nur wenige Werte verwendet werden können:

```
val prop = forAll { (l1: List[Int], l2: List[Int]) ⇒
  l1.length == l2.length ⟹ l1.zip(l2).unzip() == (l1,l2)
}

scala> prop.check
Gave up after only 4 passed tests. 500 tests were
    discarded.
```

- Besser:

```
forAll(myListPairGenerator) { (l1, l2) ⇒
  l1.zip(l2).unzip() == (l1,l2)
}
```


Kombinatoren für Properties

- Properties können miteinander kombiniert werden:

```
val p1 = forAll(...)
val p2 = forAll(...)
val p3 = p1 && p2
val p4 = p1 || p2
val p5 = p1 == p2
val p6 = all(p1, p2)
val p7 = atLeastOne(p1, p2)
```


ScalaCheck in ScalaTest

- Der Trait `Checkers` erlaubt es, ScalaCheck in beliebigen ScalaTest Suiten zu verwenden:

```
class IntListSpec extends FlatSpec with PropertyChecks {
  "Any list of integers" should "return its correct sum"
      in {
    forall { (x: List[Int]) ⇒ x.sum == x.foldLeft(0)(_ +
        _) }
  }
}
```


Zusammenfassung

- ScalaTest: DSL für Tests in Scala
  - Verschiedene Test-Stile durch verschiedene Traits
  - Matchers um Assertions zu formulieren
- ScalaCheck: Property-based testing
  - Gen[+T] um Zufallswerte zu generieren
  - Generatoren sind ein monadischer Datentyp
  - Typklasse Arbitrary[+T] stellt generatoren implizit zur Verfügung
- Nächstes mal endlich Nebenläufigkeit: Futures und Promises

Reaktive Programmierung

Vorlesung 7 vom 03.05.15: Actors in Akka

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

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
  - 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

```
trait Actor {
  type Receive = PartialFunction[Any,Unit]

  def receive: Receive

  implicit val context: ActorContext
  implicit final val self: ActorRef
  final def sender: ActorRef

  def preStart()
  def postStop()
  def preRestart(reason: Throwable, message: Option[Any])
  def postRestart(reason: Throwable)

  def supervisorStrategy: SupervisorStrategy
  def unhandled(message: Any)
}
```


Aktoren Erzeugen

```
object Count

class Counter extends Actor {
  var count = 0
  def receive = {
    case Count ⇒ count += 1
  }
}
```

```
val system = ActorSystem("example")
```

Global:

```
val counter = system.actorOf(Props[Counter], "counter")
```

In Aktoren:

```
val counter = context.actorOf(Props[Counter], "counter")
```


Nachrichtenversand

```
object Counter { object Count; object Get }

class Counter extends Actor {
  var count = 0
  def receive = {
    case Counter.Count ⇒ count += 1
    case Counter.Get   ⇒ sender ! count
  }
}
```

```
val counter = actorOf(Props[Counter], "counter")
```

```
counter ! Count
```

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

Eigenschaften der Kommunikation

- Nachrichten die aus dem selben Aktor versendet werden 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)

Verhalten

```
trait ActorContext {
  def become(behavior: Receive, discardOld: Boolean = true):
      Unit
  def unbecome(): Unit
  ...
}
```

```
class Counter extends Actor {
  def counter(n: Int): Receive = {
    case Counter.Count ⇒ context.become(counter(n+1))
    case Counter.Get   ⇒ sender ! n
  }
  def receive = counter(0)
}
```

Nachrichten werden sequenziell abgearbeitet.

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.

Beispiel

Aktorpfade

- Alle Aktoren haben eindeutige absolute Pfade. z.B. `"akka://exampleSystem/user/countService/counter1"`
- Relative Pfade ergeben sich aus der Position des Aktors in der Hierarchie. z.B. `"../counter2"`
- Aktoren können über ihre Pfade angesprochen werden

```
context.actorSelection("../sibling") ! Count
context.actorSelection("../*") ! Count // wildcard
```

- `ActorSelection` ≠ `ActorRef`

Location Transparency und Akka Remoting

- Aktoren in anderen Aktorsytemen auf anderen Maschinen können über absolute Pfade angesprochen werden.

```
val remoteCounter = context.actorSelection(
  "akka.tcp://otherSystem@214.116.23.9:9000/user/counter")

remoteCounter ! Count
```

- Aktorsysteme können so konfiguriert werden, dass bestimmte Aktoren in einem anderen Aktorsystem erzeugt werden

```
src/resource/application.conf:

> akka.actor.deployment {
>   /remoteCounter {
>     remote = "akka.tcp://otherSystem@127.0.0.1:2552"
>   }
> }
```


Supervision und Fehlerbehandlung in Akka

- `OneForOneStrategy` vs. `AllForOneStrategy`

```
class RootCounter extends Actor {
  override def supervisorStrategy =
    OneForOneStrategy(maxNrOfRetries = 10,
                      withinTimeRange = 1 minute) {
      case _: ArithmeticException      ⇒ Resume
      case _: NullPointerException     ⇒ Restart
      case _: IllegalArgumentException ⇒ Stop
      case _: Exception                ⇒ Escalate
    }
}
```


Aktorsysteme Testen

- Um Aktorsyteme zu testen müssen wir eventuell die Regeln brechen:

```
val actorRef = TestActorRef[Counter]
val actor = actorRef.underlyingActor
```

- Oder: Integrationstests mit `TestKit`

```
"A counter" must {
  "be able to count to three" in {
    val counter = system.actorOf[Counter]
    counter ! Count
    counter ! Count
    counter ! Count
    counter ! Get
    expectMsg(3)
  }
}
```

Event-Sourcing (Akka Persistence)

- Problem: Aktoren sollen Neustarts überleben, oder sogar dynamisch migriert werden.
- Idee: Anstelle des Zustands, speichern wir alle Ereignisse.

```
class Counter extends PersistentActor {
  var count = 0
  def receiveCommand = {
    case Count ⇒
      persist(Count)(_ ⇒ count += 1)
    case Snap ⇒ saveSnapshot(count)
    case Get ⇒ sender ! count
  }
  def receiveRecover = {
    case Count ⇒ count += 1
    case SnapshotOffer(_,snapshot: Int) ⇒ count = snapshot
  }
}
```


akka–http (ehemals Spray)

- Aktoren sind ein hervorragendes Modell für Webserver
- akka–http ist ein minimales HTTP interface für Akka

```
val serverBinding = Http(system).bind(
    interface = "localhost", port = 80)

...

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

- Vorteil: Vollständig in Scala implementiert, keine Altlasten wie *Jetty*

Bewertung

- Vorteile:
  - Nah am Aktorenmodell (Carl-Hewitt-approved)
  - keine Race Conditions
  - Effizient
  - Stabil und ausgereift
  - Umfangreiche Konfigurationsmöglichkeiten
- Nachteile:
  - Nah am Aktorenmodell ⇒ receive ist untypisiert
  - 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 8 vom 10.05.17: Bidirektionale Programmierung — Zippers and Lenses

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

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 Text   = [String]
data Pos    = Pos { line :: Int, col :: Int}
data Editor = Ed  { text   :: Text
                  , cursor :: Pos }
```

- Operationen: Cursor bewegen (links)

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


Beispieloperationen

- Text rechts einfügen:

```
insert :: Editor→ String→ Editor
insert Ed{text= t, cursor= c} text =
  let (as, bs) = splitAt (col c) (t !! line c)
  in  Ed{text= updateAt (line c) t (as ++ text++ bs),
         cursor= c{col= col c+1}}
```

Mit Hilfsfunktion:

```
updateAt :: Int→ [a]→ a→ [a]
updateAt n as a = case splitAt n as of
  (bs, [])    → error "updateAt: list too short."
  (bs, _:cs) → bs ++ a : cs
```

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

Manipulation strukturierter Datentypen

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

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

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

```
t = Node [ Leaf "−"
         , Node [Leaf "∗", Leaf "a", Leaf "b"]
         , Node [Leaf "∗", Leaf "c", Leaf "d"]
         ]
```

  - Referenzierung durch Namen
  - Referenzierung durch Pfad: **type** Path=[Int]

Der Zipper

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

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

  - Kontext ist 'inverse Umgebung' (*"Like a glove turned inside out"*)
- 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) up ri → Loc(l, Cons le up (t:ri))
 _                 → error "go_left of first"
```

- Fokus nach rechts

```
go_right :: Loc a→ Loc a
go_right (Loc(t, c)) = case c of
 Cons le up (r:ri) → Loc(r, Cons (t:le) up ri)
 _                 → error "go_right of 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 of empty"
  Cons le up ri →
    Loc (Node (reverse le ++ t:ri), up)
```

- Fokus nach unten

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


Zipping Trees: Navigation

- Konstruktor (für):

```
top :: Tree a→ Loc a
top t = (Loc (t, Empty))
```

- Damit andere Navigationsfunktionen:

```
path :: Loc a→ [Int]→ Loc a
path l [] = l
path l (i:ps)
  | i == 0 = path (go_down l) ps
  | i > 0  = path (go_left l) (i−1: ps)
```


Einfügen

- Einfügen: Wo?
- Links des Fokus einfügen

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


Einfügen

- Unterhalb des Fokus einfügen

```
insert_down :: Tree a→ Loc a→ Loc a
insert_down t1 (Loc(t, c)) = case t of
  Leaf _ → error "insert_down: insert at leaf"
  Node ts → Loc(t1, Cons [] c ts)
```


Ersetzen und Löschen

- Unterbaum im Fokus ersetzen:

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

- 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(_, p)) = case p of
  Empty → Loc(Node [], Empty)
  Cons le up (r:ri) → Loc(r, Cons le up ri)
  Cons (l:le) up [] → Loc(l, Cons le up [])
  Cons [] up [] → Loc(Node [], up)
```

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

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:

```
sealed trait Tree[+A]
case class Leaf[A](value: A) extends Tree[A]
case class Node[A](left: Tree[A],
                   right: Tree[A]) extends Tree[A]
```

- Kontext:

```
sealed trait Context[+A]
case object Empty extends Context[Nothing]
case class Left[A](up: Context[A],
                   right: Tree[A]) extends Context[A]
case class Right[A](left: Tree[A],
                    up: Context[A]) extends Context[A]

case class Loc[A](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:

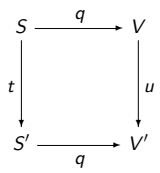
```
fastrev2 :: [a]→ [a]
fastrev2 xs = rev xs [] where
  rev :: [a]→ [a]→ [a]
  rev []     as = as
  rev (x:xs) as = rev xs (x:as)
```

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

Bidirektionale Programmierung

- Motivierendes Beispiel: Update in einer Datenbank
- Weitere Anwendungsfelder:
  - Software Engineering (round-trip)
  - Benutzerschnittstellen (MVC)
  - Datensynchronisation

View Updates

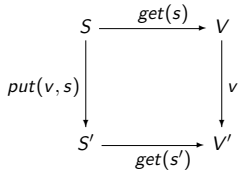


- View v durch Anfrage q (Bsp: Anfrage auf Datenbank)
- View wird verändert (Update u)
- Quelle S soll entsprechend angepasst werden (Propagation der Änderung)
- Problem: q soll beliebig sein
  - Nicht-injektiv? Nicht-surjektiv?

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

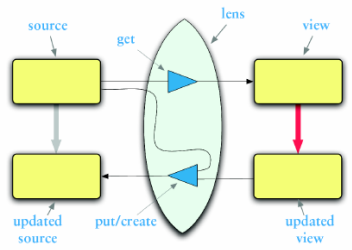
- Wir wollen auch Elemente (im Ziel) erzeugen können.
- Signatur:

$$create : V \longrightarrow S$$

- 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:

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

- 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: Metaprogrammierung — Programme schreiben Programme

Reaktive Programmierung
Vorlesung 9 vom 17.05.17: Meta-Programmierung

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Was ist Meta-Programmierung?

"Programme höherer Ordnung" / Makros

Was sehen wir heute?

- Anwendungsbeispiel: JSON Serialisierung
- Meta-Programmierung in Scala:
  - Scala Meta
- Meta-Programmierung in Haskell:
  - Template Haskell
- Generische Programmierung in Scala und Haskell

Beispiel: JSON Serialisierung

Scala

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

Haskell

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

Ziel: Scala $\overset{\text{JSON}}{\longleftrightarrow}$ Haskell

JSON: Erster Versuch

JSON1.scala

- Unpraktisch: Für jeden Typ muss manuell eine Instanz erzeugt werden
- Idee: Makros 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

Metaprogrammierung in Scala: Scalameta

- Idee: Der Compiler ist im Programm verfügbar

```
> "x + 2 * 7".parse[Term].get.structure

Term.ApplyInfix(Term.Name("x"), Term.Name("+"), Nil,
    Seq(Term.ApplyInfix(Lit.Int(2), Term.Name("*"), Nil,
    Seq(Lit.Int(7)))))
```

- Abstrakter syntaxbaum (AST) als algebraischer Datentyp → typsicher
- Sehr komplexer Datentyp ...

Quasiquotations

- Idee: Programmcode statt AST
- Zur Konstruktion ...

```
> val p = q"case class Person(name: String)"

p: meta.Defn.Class = case class Person(name: String)
```

- ... und zur Extraktion

```
> val q"case class $name($param)" = p

name: meta.Type.Name = Person
param: scala.meta.Term.Param = name: String
```


Makro Annotationen

- Idee: Funktion $AST \rightarrow AST$ zur Compilezeit ausführen
- Werkzeug: Annotationen

```
class hello extends StaticAnnotation {
  inline def apply(defn: Any): Any = meta { defn match {
    case q"object $name { ..$members }" ⇒
      q"""object $name {
            ..$members
            def hello: Unit = println("Hello")
          }"""
    case _ ⇒ abort("@hello must annotate an object")
  } }
}
```

```
@hello object Test
```


JSON: Zweiter Versuch

JSON2.scala

- Generische Ableitungen für **case classes**
- Funktioniert das für alle algebraischen Datentypen?

Generische Programmierung

- Beispiel: YAML statt JSON erzeugen
- Idee: Abstraktion über die Struktur von Definitionen
- Erster Versuch: ToMap.scala
  - Das klappt so nicht ...
  - Keine geeignete Repräsentation!

Heterogene Listen

- Generische Abstraktion von Tupeln

```
> val l = 42 :: "foo" :: 4.3 :: HNil
l: Int :: String :: Double :: HNil = ...
```

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

Records

- Uns fehlen namen
- Dafür: Records

```
> import shapeless._; record._; import syntax.singleton._
> val person = ("name" ->> "Donald") :: ("age" ->> "70")
    :: HNil

person: String with KeyTag[String("name"),String] :: Int
   with KeyTag[String("age"),Int] :: HNil = Donald :: 70
   :: HNil

> person("name")

res1: String = Donald
```


Die Typklasse Generic

- Typklasse Generic[T]

```
trait Generic[T] {
  type Repr
  def from(r: Repr): T
  def to(t: T): Repr
}
```

- kann magisch abgeleitet werden:

```
> case class Person(name: String, age: Int)
> val gen = Generic[Person]
gen: shapeless.Generic[Person]{type Repr = String :: Int
    :: shapeless.HNil} = ...
```

- → Makro Magie
- Funktioniert allgemein für algebraische Datentypen

JSON Serialisierung: Teil 3

JSON3.scala

Automatische Linsen

```
case class Address(street: String, city: String, zip: Int)
case class Person(name: String, age: Int, address: Address)

val streetLens = lens[Person] >> 'address >> 'street
```


Zusammenfassung

- Meta-Programmierung: “Programme Höherer Ordnung”
- Scalameta: Scala in Scala manipulieren
- Quasiquotations: Reify and Splice
- Macros mit Scalameta: $AST \rightarrow AST$ zur Compilezeit
- Äquivalent in Haskell: TemplateHaskell
- Generische Programmierung in Shapeless
- Äquivalent in Haskell: GHC.Generic

Reaktive Programmierung

Vorlesung 10 vom 24.05.15: Reactive Streams (Observables)

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

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
}
```

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

Try vs Future

- Try[T]: Blockieren ⟶ Try[T]
- Future[T]: Callback ⟶ Try[T] (Reaktiv)

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) {
        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) {
      if (battery > 0) {
        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

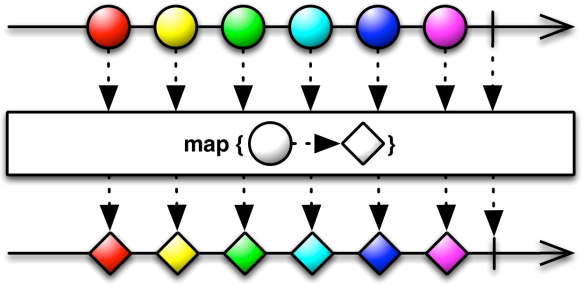
- die onNext Methode eines Observers wird beliebig oft aufgerufen.
- onCompleted oder onError werden nur einmal aufgerufen und schließen sich gegenseitig aus.
- Nachdem onCompleted oder onError aufgerufen wurde wird onNext nicht mehr aufgerufen.

onNext∗(onCompleted|onError)?

- Diese Spezifikation wird durch die Konstruktoren erzwungen.

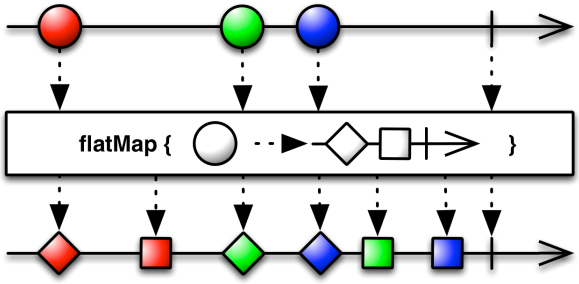
map

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



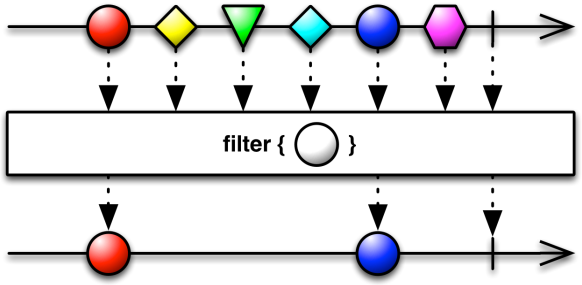
flatMap

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



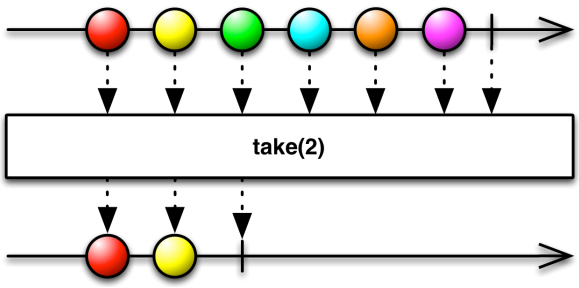
filter

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



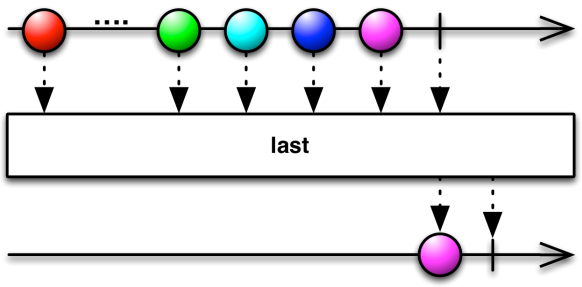
take

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



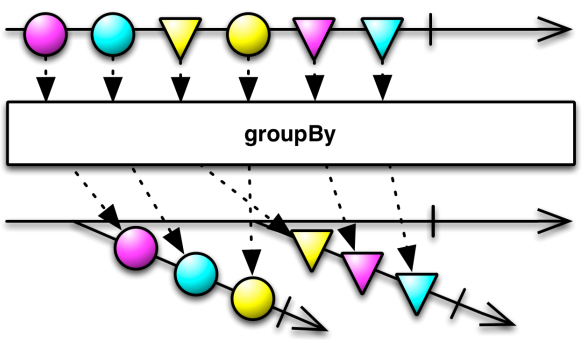
last

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



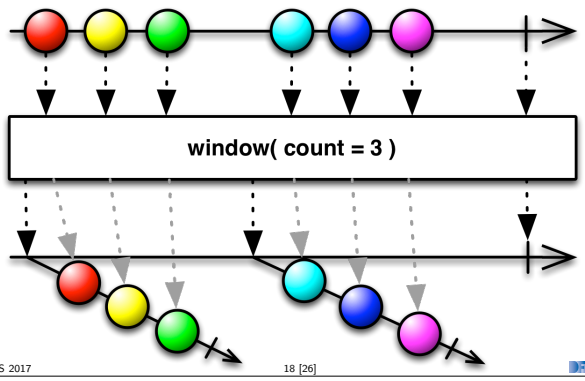
groupBy

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



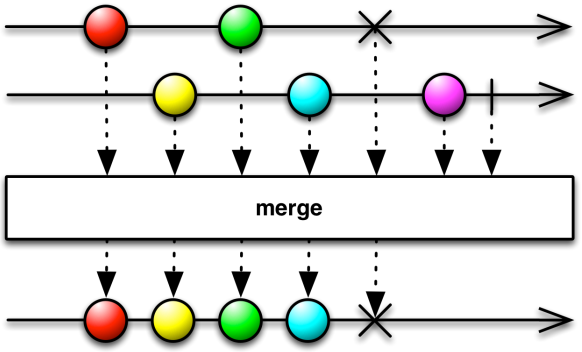
window

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



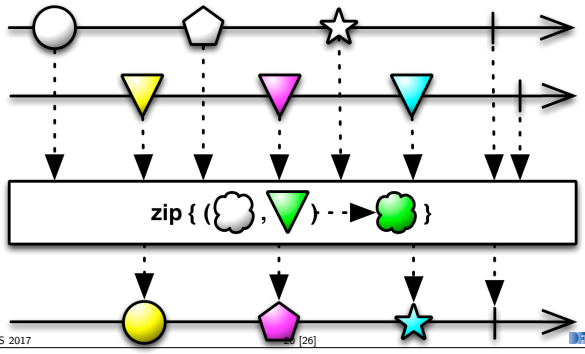
merge

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



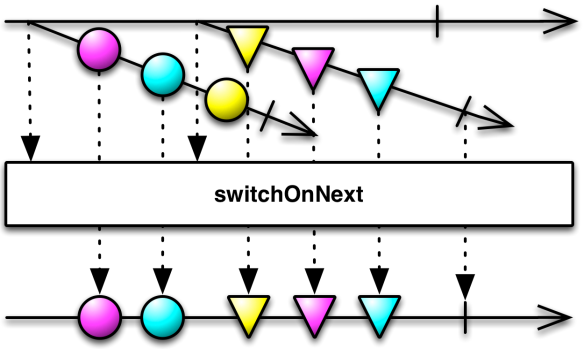
zip

```
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.

```
Subscription(cancel: ⇒ Unit)

BooleanSubscription(cancel: ⇒ Unit)

class MultiAssignmentSubscription {
  def subscription_=(s: Subscription)
  def subscription: Subscription
}

CompositeSubscription(subscriptions: 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 11 vom 31.05.17: Reactive Streams II

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

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

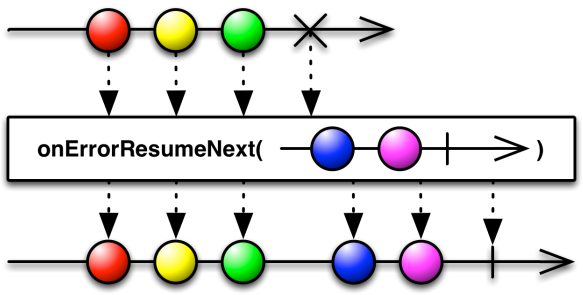
- Wenn Datenströme Fehler produzieren, können wir diese möglicherweise behandeln.
- Aber: *Observer.onError* beendet den Strom.

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

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

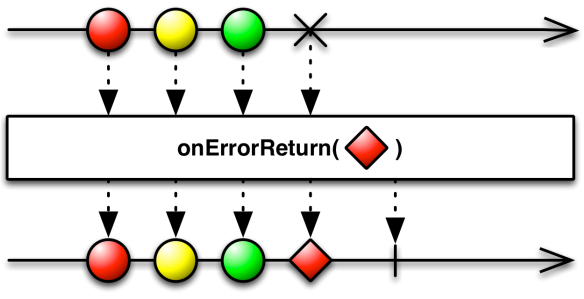
onErrorResumeNext

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



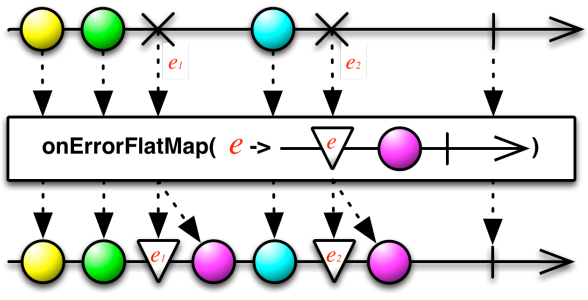
onErrorReturn

```
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:

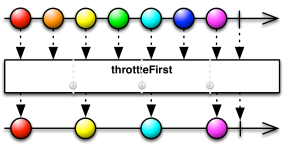
$$L = \lambda \times W$$

- Länge der Warteschlange = Ankunftsrate × 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)
```

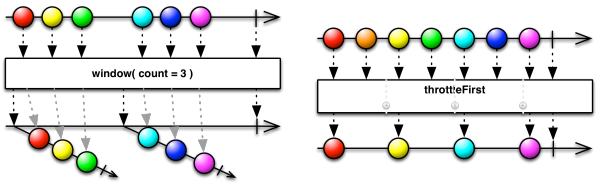


- Problem: Kurzzeitige Überschreigungen von λ sollen nicht zu Throttling führen.

Throttling / Debouncing

- Besser: Throttling erst bei längerer Überschreitung der Kapazität:

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



- 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)
  - ...
- Außerdem in Arbeit: Spezifikationen für Netzwerkprotokolle

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)
  .map( i => println(s"A: $i"); i)
  .map( i => println(s"B: $i"); i)
  .map( i => println(s"C: $i"); i)
  .map( i => println(s"D: $i"); i)
  .runWith(Sink.ignore)
```

- Ausgabe nicht deterministisch, wegen paralleler Ausführung
- Puffergrößen können angepasst werden (Systemweit, Materialisierer, 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))
- Materialisierer kann mit Supervisor konfiguriert werden:

```
val decider: Supervisor.Decider = {
  case _ : ArithmeticException => Resume
  case _ => Stop
}
implicit val materializer = ActorFlowMaterializer(
  ActorFlowMaterializerSettings(system)
    .withSupervisionStrategy(decider)))
```

- result =Future(Success(228))

Integration mit Aktoren - ActorPublisher

- ActorPublisher ist ein Aktor, der als Source verwendet werden kann.

```
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 ($\approx$ Actor)
  - WebSocket.onmessage $\approx$ Actor.receive
  - WebSocket.send(msg) $\approx$ sender ! msg
  - WebSocket.onclose $\approx$ 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 12 vom 07.06.17: Funktional-Reaktive Programmierung

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Das Tagemenü

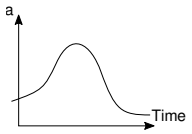
- Funktional-Reaktive Programmierung (FRP) ist rein funktionale, reaktive Programmierung.
- Sehr abstraktes Konzept — im Gegensatz zu Observables und Aktoren.
- Literatur: Paul Hudak, The Haskell School of Expression, Cambridge University Press 2000, Kapitel 13, 15, 17.
  - Andere (effizientere) Implementierung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

FRP in a Nutshell

Zwei Basiskonzepte:

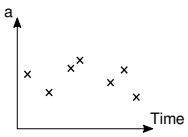
- Kontinuierliches, über der Zeit veränderliches Verhalten:

```
type Time = Float
type Behaviour a = Time → a
```



- Diskrete Ereignisse zu einem bestimmten Zeitpunkt:

```
type Event a = [(Time, a)]
```



- Beispiel: Position eines Objektes
- 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
```

```
color2 = red `untilB` (lbp –≫ blue .|. key –≫ yellow)
```

- Was passiert hier?
  - untilB kombiniert Verhalten:

```
untilB :: Behavior a → Event (Behavior a) → Behavior a
```

  - =>> ist map für Ereignisse:

```
(⇒≫) :: Event a → (a→b) → Event b
(–≫) :: Event a→ b→ Event b
```

  - 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)
```

```
ball2x = paint red (translate (x,y) (ell 0.2 0.2)) where
  g = –4
  x = –3 + integral vx
  vx = 0.5 `switch` (hitx –≫–vx)
  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:

```
integral :: Behavior Float→ Behavior Float
```

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:

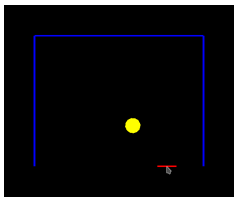
```
paddle = paint red (translate (fst mouse, -1.7) (rec 0.5 0.05))
```

- 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` xbounce ->> negate
     xpos    = integral xvel
     xbounce = when (xpos >* 2 ||* xpos <* -2)
     yvel    = vel `stepAccum` ybounce ->> negate
     ypos    = integral yvel
     ybounce = 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 13 vom 14.06.17: Software Transactional Memory

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Heute gibt es:

- Motivation: Nebenläufigkeit tut not!
- Einen fundamental anderen Ansatz nebenläufiger Datenmodifikation
  - Keine Locks und Conditional variables
  - Sondern: Transaktionen!
  - Software transactional memory (STM)
- Implementierung in Haskell: `atomically, retry, orElse`
- 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 innerhalb kritischer Abschnitte
  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?
- 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

- Eigenschaften entsprechen Operationen:
  - Atomare Transaktion
  - Bedingte Transaktion
  - Komposition von Transaktionen
- Typ STM von Transaktionen (Monad)
- Typsystem stellt sicher, dass Transaktionen reversibel sind

Transaktionen sind atomar

- Ein optimistischer Ansatz zur nebenläufigen Programmierung
- 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 / 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?)
  - 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 in schreibt Lese-/Schreiboperationen in Transaktions-Log
- Leseoperationen konsultieren zunächst Log
- Beim Verlassen des `atomically`-Blocks:
  1. globales Lock greifen
  2. konsistenter Speicher gelesen?
  3t. änderungen einpflegen
  4t. Lock freigeben
  3f. änderungen verwerfen
  4f. 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
- 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

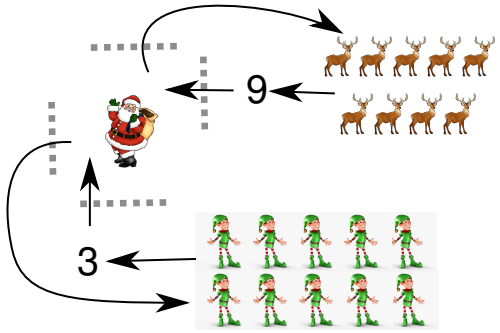
Santa Claus Problem

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 Faden
  - 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

```
{- Actions of elves and deer -}
meetInStudy :: Buf → Int → IO ()
meetInStudy buf id = bput buf $
  "Elf "++show id++" meeting in the study"

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

- Puffer wichtig, da putStrLn nicht thread-sicher!
- Lese-Thread liest Daten aus Buf und gibt sie sequentiell an stdout aus

Arbeitsablauf von Elfen und Rentieren

- Generisch: Tun im Grunde dasselbe, parametrisiert über task

```
helper1 :: Group → IO () → IO ()
helper1 grp task = do
  (inGate, outGate) ← joinGroup grp
  passGate inGate
  task
  passGate outGate

elf1, reindeer1 :: Buf → Group → Int → IO ()
elf1 buf grp elfId =
  helper1 grp (meetInStudy buf elfId)
reindeer1 buf grp reinId =
  helper1 grp (deliverToys buf reinId)
```


Gatter: Erzeugung, Durchgang

- Gatter haben aktuelle sowie Gesamtkapazität
- Anfänglich leere Aktualkapazität (Santa kontrolliert Durchgang)

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

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

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

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

newGroup :: Int → IO Group
newGroup n = atomically $ do
  g1 ← newGate n
  g2 ← newGate n
  tv ← newTVar (n, g1, g2)
  return $ Group n tv

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)

```
-- An elf does his elf thing, indefinitely.
elf :: Buf → Group → Int → IO ThreadId
elf buf grp id = forkIO $ forever $
  do elf1 buf grp id
     randomDelay

-- So does a deer.
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
  bput buf $ "Ho, ho, my dear " ++ name
  operateGate g1
  operateGate g2

chooseGroup :: String → Group →
               STM (String, (Gate, Gate))
chooseGroup msg grp = do
  gs ← awaitGroup grp
  return (msg, gs)
```


Hauptprogramm

- Gruppen erzeugen, Elfen und Rentiere "starten", santa ausführen

```
main :: IO ()
main = do buf ← setupBufferListener

          elfGroup ← newGroup 3
          sequence_ [ elf buf elfGroup id |
                      id ← [1 .. 10] ]
          deerGroup ← newGroup 9
          sequence_ [ reindeer buf deerGroup id |
                      id ← [1 .. 9]]
          forever (santa buf elfGroup deerGroup)
```


Zusammenfassung

- *The future is now, the future is concurrent*
- Lock-basierte Nebenläufigkeitsansätze skalieren schlecht
  - Korrekte Einzelteile können nicht ohne weiteres komponiert werden
- Software Transactional Memory als Lock-freie Alternative
  - Atomarität (atomically), Blockieren (retry), Choice (orElse) als Fundamente kompositionaler Nebenläufigkeit
  - Faszinierend einfache Implementierungen gängiger Nebenläufigkeitsaufgaben
- Das freut auch den Weihnachtsmann:
  - Santa Claus Problem in STM Haskell

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.

Herb Sutter.
The free lunch is over: a fundamental turn toward concurrency in software.
Dr. Dobb's Journal, 30(3), March 2005.

Reaktive Programmierung
Vorlesung 14 vom 21.06.17: Eventual Consistency

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Heute

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

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).

Beispiel: Texteditor

- Szenario: Webinterface mit Texteditor
- Meherere Nutzer können den Text verändern und sollen immer die neueste Version sehen.
- Siehe Google Docs, Etherpad und co.

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*

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

CvRDT: Zähler

- 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.

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: $\mathbb{Z}$

    $query((P, N)) = query(P) - query(N)$

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

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

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

CvRDT: Mengen

- Ein weiterer 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 wieder 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: $\mathcal{P}(A)$

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

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

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

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

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: $(x, t) \in X \times timestamp$
- $query((x, t)) = x$
- $update(=, x')$
  - lokal: $(x, t) := (x', now())$
  - extern: *if* $t < t'$ *then* $(x, t) := (x', t')$

Vektor-Uhren

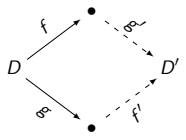
- Im LWW Register benötigen wir Timestamps
  - Kausalität muss erhalten bleiben
  - Timestamps müssen eine total Ordnung haben
- Datum und Uhrzeit ungeeignet
- Lösung: Vektor-Uhren
  - Jeder Knoten hat einen Zähler, der bei Operationen hochgesetzt wird
  - Zusätzlich merkt sich jeder Knoten den aktuellsten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

Operational Transformation

- Die CRDTs die wir bis jetzt kennengelernt haben sind recht einfach
- Das Texteditor Beispiel ist damit noch nicht umsetzbar
- Kommutative Operationen auf einer Sequenz von Buchstaben?
  - Einfügen möglich (totale Ordnung durch Vektoruhren)
  - Wie Löschen?

Operational Transformation

- Idee: Nicht-kommutative Operationen transformieren



- Für *transform* muss gelten:

$$transform\ f\ g = \langle f', g' \rangle \implies g' \circ f = f' \circ g$$
$$applyOp\ (g \circ f)\ D = applyOp\ g\ (applyOp\ f\ D)$$

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 1 P 7`
Ausgabe:	`R P 1 7`
Aktionen:	*Retain*, *Delete*, *Retain*, *Insert* 1, *Retain*.

- Operationen sind partiell.

Operationen Komponieren

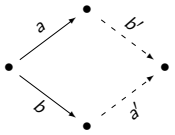
- Komposition: Fallunterscheidung auf der Aktion
  - Keine einfache Konkatenation!
- Beispiel:

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

- *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:

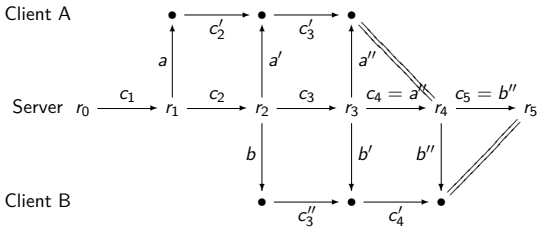
$$\begin{aligned} a &= [\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Retain}, \mathit{Delete}] \\ b &= [\mathit{Delete}, \mathit{Retain}, \mathit{Insert}\ \texttt{Y}] \\ \mathit{transform}\ a\ b &= ([\mathit{Insert}\ \texttt{X}, \mathit{Delete}, \mathit{Retain}] \\ &\quad , [\mathit{Retain}, \mathit{Delete},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

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

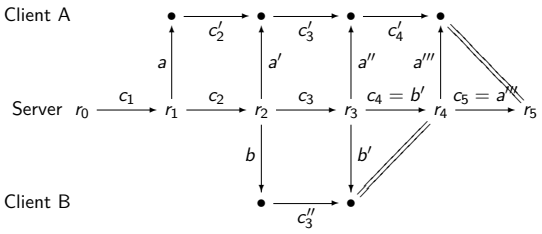
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



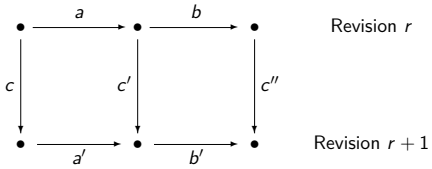
Der Server

- Zweck:
  - Nebenläufige Operationen sequentialisieren
  - Transformierte Operationen verteilen



Der Client

- Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



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
- Operational Transformation
  - Strong Eventual Consistency auch ohne kommutative Operationen

Reaktive Programmierung

Vorlesung 15 vom 29.06.15: Robustheit und Entwurfsmuster

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

Fahrplan

Rückblick: Konsistenz

- 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
- Operational Transformation
  - Strong Eventual Consistency auch ohne kommutative Operationen

Robustheit in verteilten Systemen

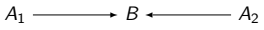
Lokal:

- Nachrichten gehen nicht verloren
- Aktoren können abstürzen - Lösung: Supervisor

Verteilt:

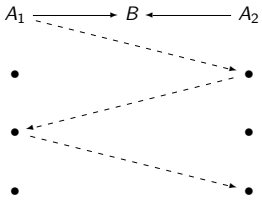
- Nachrichten können verloren gehen
- Teilsysteme können abstürzen
  - Hardware-Fehler
  - Stromausfall
  - Geplanter Reboot (Updates)
  - Naturkatastrophen / Höhere Gewalt
  - Software-Fehler

Zwei-Armeen-Problem



- Zwei Armeen A_1 und A_2 sind jeweils zu klein um gegen den Feind B zu gewinnen.
- Daher wollen sie sich über einen Angriffszeitpunkt absprechen.

Zwei-Armeen-Problem

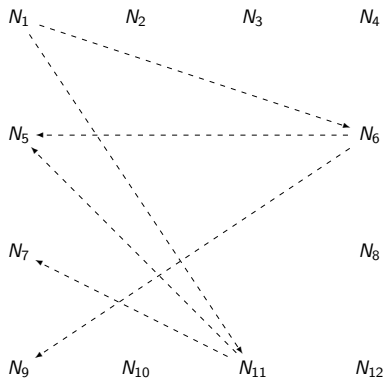


- Unlösbar – Wir müssen damit leben!

Unsichere Kanäle

- Unsichere Kanäle sind ein generelles Problem der Netzwerktechnik
- Lösungsstrategien:
  - Redundanz – Nachrichten mehrfach schicken
  - Indizierung – Nachrichten numerieren
  - Timeouts – Nicht ewig auf Antwort warten
  - Heartbeats – Regelmäßige „Lebenszeichen“
- Beispiel: TCP
  - Drei-Wege Handschlag
  - Indizierte Pakete

Gossipping

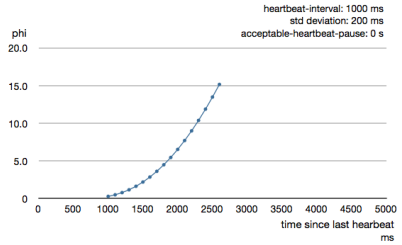


Gossipping

- Jeder Knoten verbreitet Informationen periodisch weiter an zufällige weitere Knoten
- Funktioniert besonders gut mit CvRDTs
  - Nachrichtenverlust unkritisch
- Anwendungen
  - Ereignis-Verteilung
  - Datenabgleich
  - Anti-entropy Protokolle
  - Aggregate, Suche

Heartbeats

- Kleine Nachrichten in regelmäßigen Abständen
- Standardabweichung kann dynamisch berechnet werden
- $\Phi = -log_{10}(1 - F(timeSinceLastHeartbeat))$



Akka Clustering

- Verteiltes Aktorsystem
  - Infrastruktur wird über gossipping Protokoll geteilt
  - Ausfälle werden über Heartbeats erkannt
- Sharding: Horizontale Verteilung der Resourcen
  - In Verbindung mit Gossipping mächtig

(Anti-)Patterns: Request/Response

- Problem: Warten auf eine Antwort — Benötigt einen Kontext der die Antwort versteht
- Pragmatische Lösung: Ask-Pattern

```
import akka.patterns.ask

(otherActor ? Request) map {
  case Response => //
}
```

- Eignet sich nur für sehr einfache Szenarien
- Lösung: Neuer Aktor für jeden Response Kontext

(Anti-)Patterns: Nachrichten

- Nachrichten sollten typisiert sein

```
otherActor ! "add 5 to your local state" // NO
otherActor ! Modify(_ + 5) // YES
```

- Nachrichten dürfen nicht veränderlich sein!

```
val state: scala.collection.mutable.Buffer
otherActor ! Include(state) // NO
otherActor ! Include(state.toList) // YES
```

- Nachrichten dürfen keine Referenzen auf veränderlichen Zustand enthalten

```
var state = 7
otherActor ! Modify(_ + state) // NO
val stateCopy = state
otherActor ! Modify(_ + stateCopy) // YES
```


(Anti-)Patterns: State-Leaks

- Lokaler Zustand darf auf keinen Fall "auslaufen"!

```
var state = 0
(otherActor ? Request) map { case Response => sender !
    RequestComplete }
```

- Besser?

```
(otherActor ? Request) map { case Response =>
  state += 1; RequestComplete
} pipeTo sender
```

- So geht's!

```
(otherActor ? Request) map { case Response =>
  self ! IncState
  RequestComplete
} pipeTo sender
```


(Anti-)Patterns: Single-Responsibility

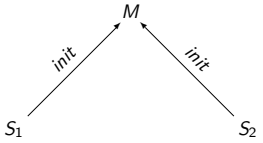
- Problem: Fehler in Komplexen Aktoren sind kaum behandelbar

```
var interestDivisor = initial

def receive = {
  case Divide(dividend, divisor) =>
    sender ! Quotient(dividend / divisor)
  case CalculateInterest(amount) =>
    sender ! Interest(amount / interestDivisor)
  case AlterInterest(by) =>
    interestDivisor += by
}
```

- Welche Strategie bei `DivByZeroException`?
- Ein Aktor sollte immer nur eine Aufgabe haben!

(Anti-)Patterns: Aktor-Beziehungen



- Problem: Wer registriert sich bei wem in einer Master-Slave-Hierarchie?
- Slaves sollten sich beim Master registrieren!
  - Flexibel / Dynamisch
  - Einfachere Konfiguration in verteilten Systemen

(Anti-)Patterns: Aufgabenverteilung

- Problem: Nach welchen Regeln soll die Aktorhierarchie aufgebaut werden?
- Wichtige Informationen und zentrale Aufgaben sollten möglichst nah an der Wurzel sein.
- Gefährliche bzw. unsichere Aufgaben sollten immer Kindern übertragen werden.

(Anti-)Patterns: Zustandsfreie Aktoren

- Ein Aktor ohne Zustand

```
class Calculator extends Actor {
  def receive = {
    case Divide(x,y) => sender ! Result(x / y)
  }
}
```

- Ein Fall für Käpt'n Future!

```
class UsesCalculator extends Actor {
  def receive = {
    case Calculate(Divide(x,y)) =>
      Future(x/y) pipeTo self
    case Result(x) =>
      println("Got it: " +x)
  }
}
```


(Anti-)Pattern: Initialisierung

- Problem: Aktor benötigt Informationen bevor er mit der eigentlichen Arbeit loslegen kann
- Lösung: Parametrisierter Zustand

```
class Robot extends Actor {
  def receive = uninitialized
  def uninitialized: Receive = {
    case Init(pos,power) =>
      context.become(initialized(pos,power))
  }
  def initialized(pos: Point, power: Int): Receive = {
    case Move(North) =>
      context.become(initialized(pos +(0,1), power - 1))
  }
}
```


(Anti-)Patterns: Kontrollnachrichten

- Problem: Aktor mit mehreren Zuständen behandelt bestimmte Nachrichten in jedem Zustand gleich
- Lösung: Verkettete partielle Funktionen

```
class Obstacle extends Actor {
  def rejectMoveTo: Receive = {
    case MoveTo => sender ! Reject
  }
  def receive = uninitialized orElse rejectMoveTo
  def uninitialized: Receive =...
  def initialized: Receive =...
}
```


(Anti-)Patterns: Circuit Breaker

- Problem: Wir haben eine elastische, reaktive Anwendung aber nicht genug Geld um eine unbegrenzt große Server Farm zu betreiben.
- Lösung: Bei Überlastung sollten Anfragen nicht mehr verarbeitet werden.

```
class DangerousActor extends Actor with ActorLogging {
  val breaker =
    new CircuitBreaker(context.system.scheduler,
      maxFailures = 5,
      callTimeout = 10.seconds,
      resetTimeout = 1.minute).onOpen(notifyMeOnOpen())

  def notifyMeOnOpen(): Unit =
    log.warning("My CircuitBreaker is now open, and will
        not close for one minute")
```


(Anti)-Patterns: Message Transformer

```
class MessageTransformer(from: ActorRef, to: ActorRef,
  transform: PartialFunction[Any,Any]) extends Actor {

  def receive = {
    case m => to forward transform(m)
  }
}
```


Weitere Patterns

- Lange Aufgaben unterteilen
- Aktor Systeme sparsam erstellen
- Futures sparsam einsetzen
- `Await.result()` nur bei Interaktion mit Nicht-Aktor-Code
- Dokumentation Lesen!

Zusammenfassung

- Nachrichtenaustausch in verteilten Systemen ist unzuverlässig
- Zwei Armeen Problem
- Lösungsansätze
  - Drei-Wege Handschlag
  - Nachrichtennummerierung
  - Heartbeats
  - Gossipping Protokolle
- Patterns und Anti-Patterns
- Nächstes mal: Theorie der Nebenläufigkeit