

# Reaktive Programmierung Vorlesung 1 vom 02.04.19 Was ist Reaktive Programmierung?

Christoph Lüth, Martin Ring  
Universität Bremen  
Sommersemester 2019



## Organisatorisches

- ▶ Vorlesung: Mittwochs 14-16, MZH 1110
- ▶ Übung: Donnerstags 16-18, MZH 1450 (nach Bedarf)
- ▶ Webseite: [www.informatik.uni-bremen.de/~cx1/lehre/rp.ss19](http://www.informatik.uni-bremen.de/~cx1/lehre/rp.ss19)
- ▶ 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:

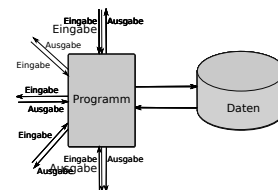


- ▶ Das **Netz** verbindet Rechner
- ▶ Selbst eingebettete Systeme sind vernetzt (Auto: ca. 130 Proz.)
- ▶ Mikroprozessoren sind **mehrkernig**
- ▶ Systeme sind **eingebettet**, **nebenläufig**, **reagieren** auf ihre Umwelt.



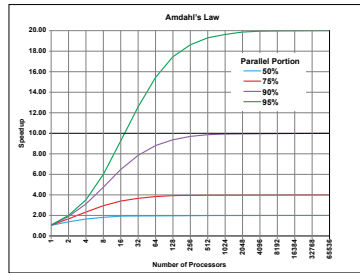
## Probleme mit dem herkömmlichen Ansatz

- ▶ 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 20x as shown in the diagram, no matter how many processors are used."

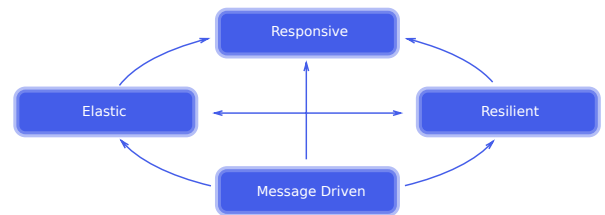


Quelle: Wikipedia



## The Reactive Manifesto

- ▶ <http://www.reactivemanifesto.org/>



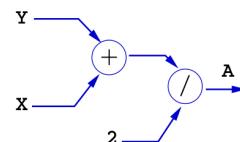
## Was ist Reaktive Programmierung?

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



## Datenflusssprachen (data flow languages)

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



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



## Struktur der VL

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



## Fahrplan

- ▶ **Einführung**
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss



## 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:  $[a]$ ,  $(\alpha, \beta)$
  - ▶ Algebraische Datentypen: **data** Maybe  $\alpha = \text{Just } \alpha \mid \text{Nothing}$

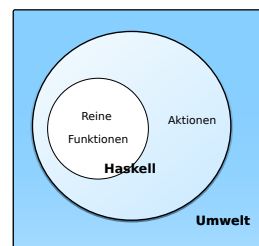


## Rückblick Haskell

- ▶ 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 ()
```



## Die do-Notation

- ▶ Syntaktischer Zucker für IO:

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

⇔

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

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

RP SS 2019

17 [40]



## Zustandsabhängige Berechnungen

RP SS 2019

18 [40]



## Funktionen mit Zustand

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

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

- ▶ Datentyp:  $S \rightarrow B \times S$
- ▶ Komposition: Funktionskomposition und uncurry

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

RP SS 2019

19 [40]



## In Haskell: Zustände **explizit**

- ▶ **Zustandstransformer**: Berechnung mit Seiteneffekt in Typ  $\sigma$  (polymorph über  $\alpha$ )

```
type State σ α = σ → (α, σ)
```

- ▶ Komposition zweier solcher Berechnungen:

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

- ▶ Trivialer Zustand:

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

- ▶ Lifting von Funktionen:

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

RP SS 2019

20 [40]



## Zugriff auf den Zustand

- ▶ Zustand lesen:

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

- ▶ Zustand setzen:

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

RP SS 2019

21 [40]



## Einfaches Beispiel

- ▶ Zähler als Zustand:

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

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

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

- ▶ Hauptfunktion (verkapselt State):

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

RP SS 2019

22 [40]



## Monaden

RP SS 2019

23 [40]



## Monaden als Berechnungsmuster

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

State:

```
type State σ α
```

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

```
lift  :: α → State σ α
```

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

Berechnungsmuster: **Monade**

Aktionen:

```
type IO α
```

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

```
return :: α → IO α
```

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

RP SS 2019

24 [40]



## Monaden als Berechnungsmuster

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 **Eigenschaften**

RP SS 2019

25 [40]



## Monaden in Haskell

- ▶ Aktion auf Funktionen:

```
class Functor f where
  fmap :: (a -> b) -> f a -> f b
```

fmap bewahrt Identität und Komposition:

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

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

RP SS 2019

26 [40]



## Monaden in Haskell

- ▶ Applicative:

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

Eigenschaften: links-neutralität, bewahrt Komposition, Homomorphismus:

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

RP SS 2019

27 [40]



## Monaden in Haskell

- ▶ Verkettung ( $\gg$ ) und Lifting (return):

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

$\gg$  ist assoziativ und return das neutrale Element:

```
return a >> k == k a
m >> return == m
m >> (\x -> k x >> h) == (m >> k) >> h
```

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

RP SS 2019

28 [40]



## Monaden mit Möglichkeiten

- ▶ Alternativen:

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

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

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

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

RP SS 2019

29 [40]



## Beispiele für Monaden

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

RP SS 2019

30 [40]



## Die Reader-Monade

- ▶ Aus dem Zustand wird nur gelesen:

```
data Reader sigma alpha = R {run :: sigma -> alpha}
```

- ▶ Instanzen:

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

```
instance Monad (Reader sigma) where
  return a = R (const a)
  R f >>= g = R $ \s -> run (g (f s)) s
```

- ▶ Nur eine elementare Operation:

```
get :: (sigma -> alpha) -> Reader sigma alpha
get f = R $ \s -> f s
```

RP SS 2019

31 [40]



## Fehler und Ausnahmen

- ▶ Maybe als Monade:

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

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

- ▶ Ähnlich mit Either
- ▶ Berechnungsmodell: **Ausnahmen** (Fehler)
  - ▶  $f :: \alpha \rightarrow \text{Maybe } \beta$  ist Berechnung mit möglichem Fehler
  - ▶ Fehlerfreie Berechnungen werden verkettet
  - ▶ Fehler (Nothing oder Left x) werden propagiert

RP SS 2019

32 [40]





## Mehrdeutigkeit

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

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

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

- ▶ Berechnungsmodell: Mehrdeutigkeit
- ▶  $f :: \alpha \rightarrow [\beta]$  ist Berechnung mit **mehreren** möglichen Ergebnissen
- ▶ Verkettung: Anwendung der folgenden Funktion auf **jedes** Ergebnis (concatMap)

RP SS 2019

33 [40]



## Beispiel

- ▶ Berechnung aller Permutationen einer Liste:

- 1 Ein Element überall in eine Liste einfügen:

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

- 2 Damit Permutationen (rekursiv):

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

RP SS 2019

34 [40]



## Der Listenmonade in der Listenkomprehension

- ▶ Berechnung aller Permutationen einer Liste:

- 1 Ein Element überall in eine Liste einfügen:

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

- 2 Damit Permutationen (rekursiv):

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

- ▶ Listenkomprehension  $\cong$  Listenmonade

RP SS 2019

35 [40]



# IO ist keine Magie

RP SS 2019

36 [40]



## Referenzen in Haskell

- ▶ Zustand als **finite map** von Referenzen auf Werte
- ▶ Ungetypt: SimpleRefs
- ▶ Typ der Werte ist Typparameter des Zustands

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

- ▶ Gettypt: Refs

- ▶ Typ der Werte durch Typparameter der Referenz
- ▶ Nutzt **dynamische Typen**:

```
readRef :: Typeable a => Ref a → Stateful a a
writeRef :: Typeable a => Ref a → a → Stateful ()
```

RP SS 2019

37 [40]



## Implizite vs. explizite Zustände

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

RP SS 2019

38 [40]



## Aktionen als Zustandstransformationen

- ▶ **Idee**: Aktionen sind **Transformationen** auf Systemzustand  $S$
- ▶  $S$  beinhaltet
  - ▶ Speicher als Abbildung  $A \rightarrow V$  (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

RP SS 2019

39 [40]



## Zusammenfassung

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

RP SS 2019

40 [40]



Reaktive Programmierung  
Vorlesung 2 vom 10.04.2019  
Monaden und Monadentransformer

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.03 2019-07-10

1 [21]



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ **Monaden und Monadentransformer**
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [21]



## Inhalt

- ▶ Monaden zusammensetzen
- ▶ Monadentransformer
- ▶ Monaden in Scala

RP SS 2019

3 [21]



# Monaden

RP SS 2019

4 [21]



## Beispiele für Monaden

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

RP SS 2019

5 [21]



## Fallbeispiel: Auswertung von Ausdrücken

RP SS 2019

6 [21]



## Monaden im Einsatz

- ▶ Auswertung von Ausdrücken:

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

- ▶ Mögliche Arten von Effekten:

- ▶ Partialität (Division durch 0)
- ▶ Zustände (für die Variablen)
- ▶ Mehrdeutigkeit

- ▶ Auswertung ohne Effekte:

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

RP SS 2019

7 [21]



## Auswertung mit Fehlern

- ▶ Partialität durch Maybe-Monade

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

RP SS 2019

8 [21]



## Auswertung mit Zustand

- Zustand durch Reader-Monade

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

RP SS 2019

9 [21]



## Mehrdeutige Auswertung

- Dazu: Erweiterung von Expr:

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

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

RP SS 2019

10 [21]



## Kombination der Effekte

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

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

- Andere Kombinationen möglich:

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

```
data Res σ α = Res (σ → [α])
```

```
data Res σ α = Res ([σ → α])
```

RP SS 2019

11 [21]



## Res: Monadeninstanz

- Functor durch Komposition der fmap:

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

- Monad ist Kombination

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

RP SS 2019

12 [21]



## Res: Operationen

- Zugriff auf den Zustand:

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

- Fehler:

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

- Mehrdeutige Ergebnisse:

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

RP SS 2019

13 [21]



## Auswertung mit Allem

- Im Monaden Res können alle Effekte benutzt werden:

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

- Systematische Kombination durch **Monadentransformer**

- Monade mit Platzhalter für weitere Monaden

RP SS 2019

14 [21]



## Kombination von Monaden

## Das Problem

- Monaden sind nicht **kompositional**:

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

- Warum?

- Wie wären  $\gg=$  return definiert?

- Funktoren **sind** kompositional.

RP SS 2019

15 [21]



RP SS 2019

16 [21]



## Die "Lösung"

- ▶ Monadentransformer

- ▶ Monaden mit einem "Loch" (i.e. parametrisierte Monaden)



## Beispiel

- ▶ Zustandsmonadentransformer: StateMonadT

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

- ▶ Ausnahmenmonadentransformer: ExnMonadT

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

- ▶ Komposition:

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



## Probleme

- ▶ "Lifting" von Hand

- ▶ Komposition muss fallweise entschieden werden:

- ▶ Exception und Writer kann kanonisch mit allen kombiniert werden
  - ▶ State und List nicht mit allen, oder unterschiedlich



## Monadtransformer in Haskell: mtl

- ▶ Klassendeklarationen erlauben Typinferenz für automatisches Lifting

- ▶ Zustandsmonaden, Exceptions, Reader, Writer, Listen, IO

- ▶ Fallbeispiel: Interpreter für eine imperative Sprache



## Zusammenfassung

- ▶ Monaden sind **Muster** für **Berechnungen** mit **Seiteneffekten**

- ▶ Beispiele:

- ▶ Zustandstransformer
  - ▶ Fehler und Ausnahmen
  - ▶ Nichtdeterminismus

- ▶ Kombination von Monaden: **Monadentransformer**

- ▶ Monadentransformer: parametrisierte Monaden
  - ▶ mtl-Bücherei erleichtert Kombination
  - ▶ Prinzipielle Begrenzungen

- ▶ Grenze: Nebenläufigkeit → Nächste Vorlesung



Reaktive Programmierung  
Vorlesung 3 vom 24.04.2019  
Nebenläufigkeit: Futures and Promises

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.05 2019-07-10

1 [26]



## Fahrplan

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

RP SS 2019

2 [26]



## Inhalt

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

RP SS 2019

3 [26]



## Konzepte der Nebenläufigkeit

RP SS 2019

4 [26]



## Begrifflichkeiten

- |                                       |     |                     |
|---------------------------------------|-----|---------------------|
| ▶ <b>Thread (lightweight process)</b> | vs. | <b>Prozess</b>      |
| 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

RP SS 2019

5 [26]



## 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)

RP SS 2019

6 [26]



## 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)

RP SS 2019

7 [26]



## 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

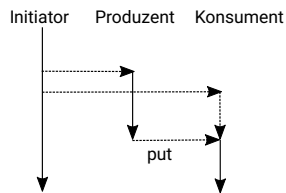
RP SS 2019

8 [26]



## Futures

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



## 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:

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

## Beispiel: Moving the robots

```
object Examples {  
  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)  
}
```

- ▶ 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 ()`

RP SS 2019

17 [26]



## 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*)*`

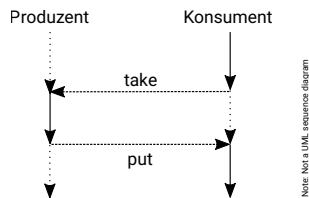
RP SS 2019

18 [26]



## Futures in Haskell: MVars

- ▶ **Basissynchronisationsmechanismus** in Concurrent Haskell
  - ▶ Alles andere abgeleitet
- ▶ Grundprinzip:



RP SS 2019

19 [26]



## Futures in Haskell: MVars

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

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

- ▶ NB. Aufwecken blockierter Prozesse einzeln in FIFO

RP SS 2019

20 [26]



## 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.)

RP SS 2019

21 [26]



## 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)
```

RP SS 2019

22 [26]



## 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
```

RP SS 2019

23 [26]



## Asynchrone Ausnahmen

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

```
m <- newEmptyMVar
forkIO (do {s <- takeMVar m; putStrLn s})
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
```

RP SS 2019

24 [26]



## Explizite Fehlerbehandlung mit Try

- ▶ Die Signatur einer Methode verrät nichts über mögliche Fehler:

```
if (n ≤ 0) this
else if (battery > 0) {
```

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

```
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 25.04.19  
The Scala Collection Library

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019



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...)

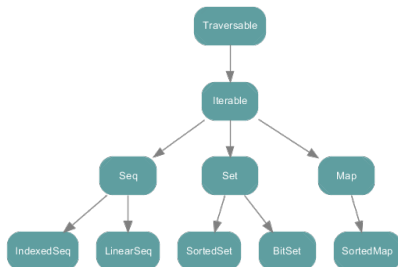
► Und sehr generisch

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

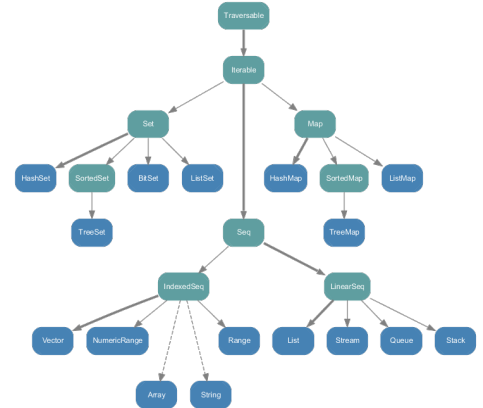


Scala Collections Bücherei

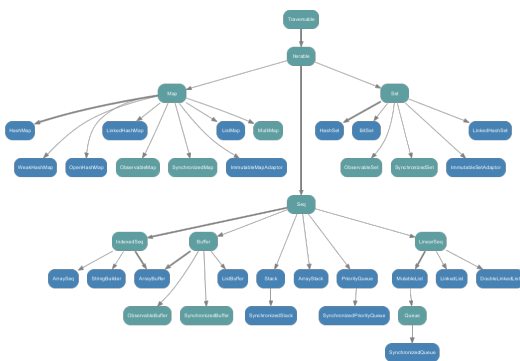
Sehr einheitliche Schnittstellen aber komplexe Bücherei:



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 Methodenaufwurf

► Also ist eine Funktion ein Objekt

► und ein Funktionsaufruf ein Methodenaufwurf.

```
trait Funktion1[-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
```

RP SS 2019

9 [26]



## 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...

RP SS 2019

10 [26]



## 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"!

RP SS 2019

11 [26]



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

- ▶ Haben eine Länge (length)
- ▶ Elemente haben feste Positionen (indexOf, indexOfSlice, ...)
- ▶ Können sortiert werden (sorted, 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>

RP SS 2019

12 [26]



## 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

RP SS 2019

13 [26]



## 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

RP SS 2019

14 [26]



## 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
}
```

RP SS 2019

15 [26]



## Array

- ▶ Type erasure zur Laufzeit — daher: **Class tag** benötigt

```
def evenElems[T](xs: Vector[T])(implicit m: ClassTag[T]): Array[T] = ...
def evenElems[T: ClassTag](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 primitive or object arrays."

RP SS 2019

16 [26]



## 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`

RP SS 2019

17 [26]



## 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
```

RP SS 2019

18 [26]



## 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")
```

RP SS 2019

19 [26]



## 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
```

RP SS 2019

20 [26]



## 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
```

RP SS 2019

21 [26]



## 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)
...
```

RP SS 2019

22 [26]



## 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)
```

RP SS 2019

23 [26]



## 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.

RP SS 2019

24 [26]



## 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 Standardbibliothek 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 02.05.19  
Das Aktorenmodell

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.08 2019-07-10

1 [23]



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ **Aktoren I: Grundlagen**
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [23]



## 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!

RP SS 2019

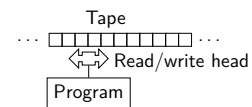
3 [23]



## 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

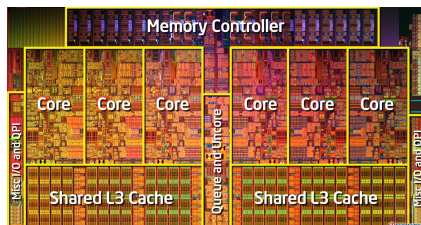


RP SS 2019

4 [23]



## Die Realität



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

RP SS 2019

5 [23]



## Synchronisation



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

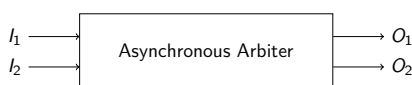
RP SS 2019

6 [23]



## Der Arbitrer

- ▶ Die Lösung: **Asynchrone Arbitrer**



- ▶ 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 Arbitrer entscheidet in  $O(\ln(1/\epsilon))$
- ▶ kommen in modernen Computern überall vor

RP SS 2019

7 [23]



## Unbounded Nondeterminism

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

### Beispiel

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

RP SS 2019

8 [23]



## 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!)

RP SS 2019

9 [23]



## 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

RP SS 2019

10 [23]



## 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

RP SS 2019

11 [23]



## 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
```

$\square(a(Ping, b) \rightarrow \diamond b(Pong))$

RP SS 2019

12 [23]



## 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 | ... )

RP SS 2019

13 [23]



## 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 Nachrichteneingang gilt  $P(S)$
- ▶ Besser: Protokoll
  - ▶ z.B. auf Nachrichten des Typs  $T$  reagiert  $A$  immer mit Nachrichten des Typs  $U$

RP SS 2019

14 [23]



## 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

RP SS 2019

15 [23]



## 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
  - ▶ ...

RP SS 2019

16 [23]



## 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.

RP SS 2019

17 [23]



## 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**)

RP SS 2019

18 [23]



## 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 ...

RP SS 2019

19 [23]



## 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 Protokoll kriegt Identität übertragen
  - ▶ oder Berechnung ist Fehlgeschlagen

RP SS 2019

20 [23]



## "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



RP SS 2019

21 [23]



## 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, ...

RP SS 2019

22 [23]



## 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

RP SS 2019

23 [23]



# Reaktive Programmierung Vorlesung 6 vom 27.04.17 ScalaTest and ScalaCheck

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.09 2019-07-10

1 [23]



## Was ist eigentlich Testen?

Myers, 1979

Testing is the process of executing a program or system with the intent of finding errors.

- ▶ Hier: testen ist **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)

EW. Dijkstra, 1972

Program testing can be used to show the presence of bugs, but never to show their absence.

RP SS 2019

2 [23]



## 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

RP SS 2019

3 [23]



## 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-Sprachen** (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?

RP SS 2019

4 [23]



## 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)
  }
}
```

RP SS 2019

5 [23]



## 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"

RP SS 2019

6 [23]



## ScalaTest Assertions 2

- ▶ Fehler manuell werfen:

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

- ▶ Erwartete Exceptions:

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

- ▶ Assumptions

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

RP SS 2019

7 [23]



## 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](http://www.scalatest.org/user_guide/using_matchers)

RP SS 2019

8 [23]





## 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/userGuide/selecting\\_a\\_style](http://www.scalatest.org/userGuide/selecting_a_style)

RP SS 2019 11 [23]

## 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?

RP SS 2019

10 [23]

## 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?

RP SS 2019

11 [23]

## 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 = ???
```

RP SS 2019

12 [23]

## 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]
}
```

RP SS 2019

13 [23]

## 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))
```

RP SS 2019

14 [23]

## 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
  }
}
```

RP SS 2019

15 [23]

## 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)
```

RP SS 2019

16 [23]

## 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
```

RP SS 2019

17 [23]



## 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]  
}
```

RP SS 2019

18 [23]



## 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]  
  ...  
}
```

RP SS 2019

19 [23]



## 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)  
}
```

RP SS 2019

20 [23]



## 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)
```

RP SS 2019

21 [23]



## 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)(_ +  
      _) }  
  }  
}
```

RP SS 2019

22 [23]



## 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

RP SS 2019

23 [23]



# Reaktive Programmierung

## Vorlesung 7 vom 08.05.19

### Actors in Akka

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.10 2019-07-10

1 [20]



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ **Aktoren II: Implementation**
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [20]



## Aktoren in Scala

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

RP SS 2019

3 [20]



## 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

RP SS 2019

4 [20]



## Rückblick

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

RP SS 2019

5 [20]



## 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)  
}
```

RP SS 2019

6 [20]



## 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")
```

RP SS 2019

7 [20]



## 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 zurückgegeben.

RP SS 2019

8 [20]



## Eigenschaften der Kommunikation

- ▶ Nachrichten von einer Akteuridentität zu einer anderen kommen in der Reihenfolge des Versands an. (Im Akteurenmodell ist die Reihenfolge undefiniert)
- ▶ Abgesehen davon ist die Reihenfolge des Nachrichteneingangs 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



## Aktorfade

- ▶ 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 Aktorsystemen 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 Aktorsysteme 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 / Aktorenmodell:
  - ▶ 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 Aktorensysteme können per Akka Remoting miteinander kommunizieren
- ▶ Mit Event-Sourcing können Zustände über Systemausfälle hinweg wiederhergestellt werden.



# Reaktive Programmierung Vorlesung 8 vom 15.05.19 Meta-Programmierung

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019



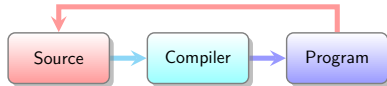
## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ **Meta-Programmierung**
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss



## 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  $\xleftrightarrow{\text{JSON}}$  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 → AST zur Compilezeit ausführen

- ▶ Werkzeug: Annotationen

```
class hello extends StaticAnnotation {  
  inline def apply(decl: Any): Any = meta { decl 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* → *AST* zur Compilezeit
- ▶ Äquivalent in Haskell: TemplateHaskell
- ▶ Generische Programmierung in Shapeless
- ▶ Äquivalent in Haskell: GHC.Generic





Reaktive Programmierung  
Vorlesung 9 vom 22.05.19  
Bidirektionale Programmierung — Zippers and Lenses

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.12 2019-07-10

1 [35]



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ **Bidirektionale Programmierung**
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [35]



## 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

RP SS 2019

3 [35]



## Ein einfacher Editor

- ▶ Datenstrukturen:

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

- ▶ Cursor bewegen (links)

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

- ▶ Text rechts einfügen:

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

RP SS 2019

4 [35]



## Aufwand

- ▶ **Aufwand** für Manipulation?  
 $O(n)$  mit  $n$  Länge des gesamten Textes
- ▶ Geht das auch einfacher?

RP SS 2019

5 [35]



## Ein einfacher Editor

- ▶ Datenstrukturen:

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

- ▶ Invariante:  $\text{cursor} == \text{Nothing}$  gdw. *before* und *after* leer

- ▶ Cursor bewegen (links):

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

- ▶ Text unter dem Cursor löschen:

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

RP SS 2019

6 [35]



## Manipulation strukturierter Datentypen

- ▶ Anderer Datentyp:  $n$ -äre Bäume (rose trees)
- ```
data Tree a = Node a [Tree a]
```
- ▶ Bspw. abstrakte Syntax von einfachen Ausdrücken
  - ▶ Update auf Beispielterm  $t = a * b - c * d$ : ersetze  $b$  durch  $x + y$
- ```
t = Node "*" [ Node "*" [ Node "a" [], Node "b" [] ]
              , Node "*" [ Node "c" [], Node "d" [] ] ]
```

- ▶ Referenzierung durch Namen

```
upd1 :: Eq a => a -> Tree a -> Tree a -> Tree a
```

- ▶ Referenzierung durch Pfad:  $\text{type Path} = [\text{Int}]$

```
type Path = [Int]
upd2 :: Path -> Tree a -> Tree a -> Tree a
```

RP SS 2019

7 [35]



## Aufwand

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

RP SS 2019

8 [35]



## Der Zipper

- ▶ Idee: **Kontext** nicht **wegwerfen!**

▶ Nicht: `type Path=[Int]`

▶ Sondern:

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

- ▶ Kontext ist 'inverse Umgebung' ("Like a glove turned inside out")
- ▶ Besteht aus linken Nachbarn, Knoten, Kontext darüber, rechtem Nachbarn

▶ `Loc a` ist **Baum** mit **Fokus**

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

RP SS 2019

9 [35]



## Zipping Trees: Navigation

▶ Fokus nach **links**

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

▶ Fokus nach **rechts**

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

RP SS 2019

10 [35]



## Zipping Trees: Navigation

▶ Fokus nach **oben**

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

▶ Fokus nach **unten**

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

RP SS 2019

11 [35]



## Einfügen

▶ **Einfügen**: Wo?

▶ **Überschreiben** des Fokus

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

▶ **Links** des Fokus einfügen

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

▶ **Rechts** des Fokus einfügen

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

RP SS 2019

12 [35]



## Ersetzen und Löschen

▶ Unterbaum im Fokus löschen: wo ist der neue Fokus?

- 1 Rechter Baum, wenn vorhanden
- 2 Linker Baum, wenn vorhanden
- 3 Elternknoten

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

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

RP SS 2019

13 [35]



## 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

RP SS 2019

14 [35]



## 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])
```

RP SS 2019

15 [35]



## Tree-Zipper: Navigation

▶ Fokus nach **links**

```
def goLeft: Loc[A] = context match {
  case Empty => sys.error("goLeft at empty")
  case Left(Left(c,r) => 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(Left(c,r) => sys.error("goRight of right")
}
```

RP SS 2019

16 [35]



## 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))
}
```

RP SS 2019

17 [35]



## 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

RP SS 2019

18 [35]



## Zippping Lists

- Listen:

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

- Damit:

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

- Listen sind ihr 'eigener Kontext':

List a ≅ Ctxt a

RP SS 2019

19 [35]



## Zippping 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

RP SS 2019

20 [35]



## Bidirektionale Programmierung

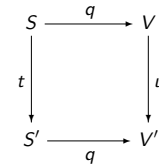
- Verallgemeinerung der Idee des Kontext
- Motivierendes Beispiel: Update in einer Datenbank
- Weitere Anwendungsfelder:
  - Benutzerschnittstellen (MVC)
  - Datensynchronisation

RP SS 2019

21 [35]



## 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?

RP SS 2019

22 [35]



## Lösung

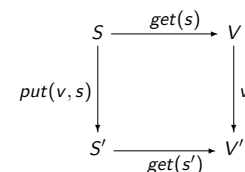
- Eine Operation  $get$  für den View
- Inverse Operation  $put$  wird automatisch erzeugt (wo möglich)
- Beide müssen invers sein — deshalb **bidirektionale Programmierung**

RP SS 2019

23 [35]



## Putting and Getting



- Signatur der Operationen:

$get : S \rightarrow V$   
 $put : V \times S \rightarrow S$

- Es müssen die **Linsengesetze** gelten:

$get(put(v, s)) = v$   
 $put(get(s), s) = s$   
 $put(v, put(w, s)) = put(v, s)$

RP SS 2019

24 [35]



## Erweiterung: Erzeugung

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

- Signatur:

$$\text{create} : V \rightarrow S$$

- Weitere **Gesetze**:

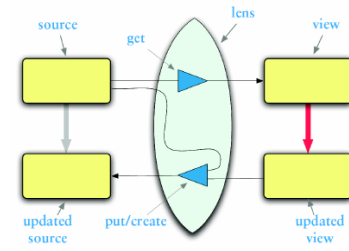
$$\begin{aligned} \text{get}(\text{create}(v)) &= v \\ \text{put}(v, \text{create}(w)) &= \text{create}(w) \end{aligned}$$

RP SS 2019

25 [35]



## Die Linse im Überblick



RP SS 2019

26 [35]



## 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)
```

RP SS 2019

27 [35]



## 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.

RP SS 2019

28 [35]



## 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))
```

RP SS 2019

29 [35]



## 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

RP SS 2019

30 [35]



## 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, delta: Double) =  
    TurtleHeading.modify(t)(_ + delta)
```

- Neue Linsen aus vorhandenen konstruieren

RP SS 2019

31 [35]



## Linsen konstruieren

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

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

- Die **Identitätslinse**:

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

RP SS 2019

32 [35]



## Linsen komponieren

▶ Gegeben Linsen  $L_1 : S_1 \longleftrightarrow S_2, L_2 : S_2 \longleftrightarrow S_3$

▶ Die Komposition ist definiert als:

$$\begin{aligned}L_2 \cdot L_1 &: S_1 \longleftrightarrow S_3 \\ \text{get} &= \text{get}_2 \cdot \text{get}_1 \\ \text{put}(v, s) &= \text{put}_1(\text{put}_2(v, \text{get}_1(s)), s) \\ \text{create} &= \text{create}_1 \cdot \text{create}_2\end{aligned}$$

▶ Beispiel hier:

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



## Mehr Linsen und Bidirektionale Programmierung

▶ 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: Reaktive Ströme



Reaktive Programmierung  
Vorlesung 10 vom 28.05.19  
Reactive Streams (Observables)

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ **Reaktive Ströme I**
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss



## 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

RP SS 2019

10 [26]



## 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.

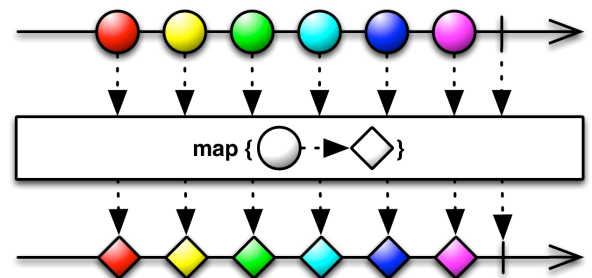
RP SS 2019

11 [26]



## map

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



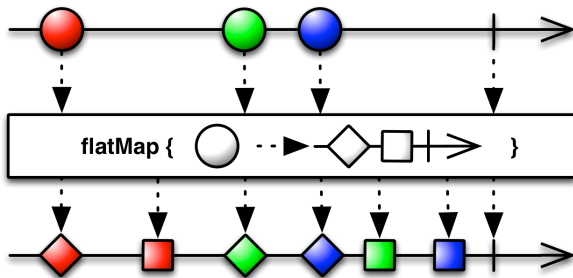
RP SS 2019

12 [26]



## flatMap

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



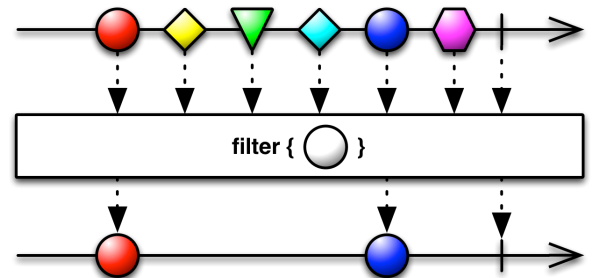
RP SS 2019

13 [26]



## filter

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



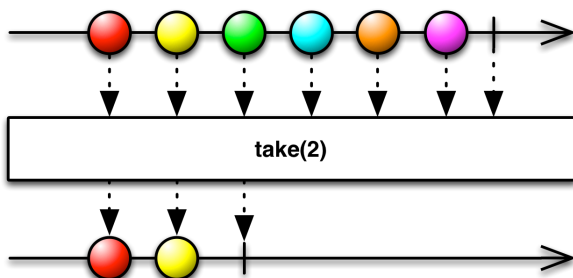
RP SS 2019

14 [26]



## take

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



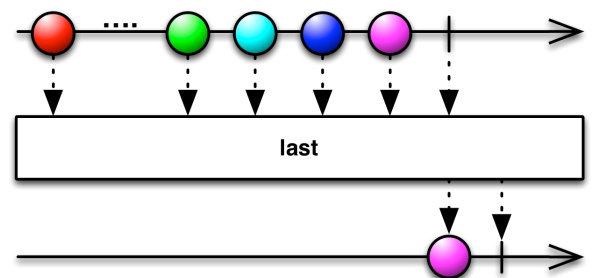
RP SS 2019

15 [26]



## last

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



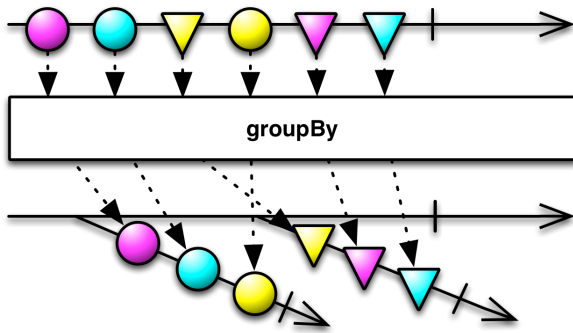
RP SS 2019

16 [26]



## groupBy

```
def groupBy[U](T => U): Observable[Observable[T]]
```



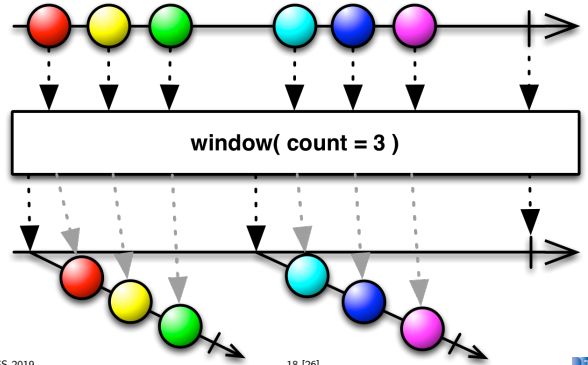
RP SS 2019

17 [26]



## window

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



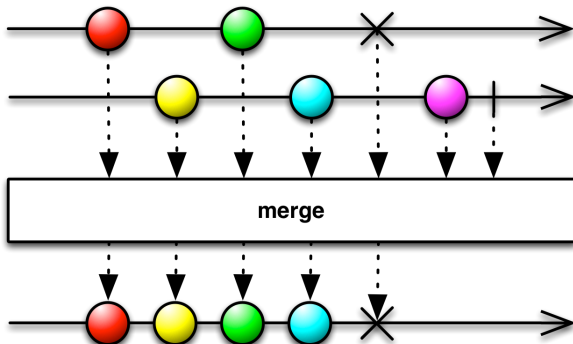
RP SS 2019

18 [26]



## merge

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



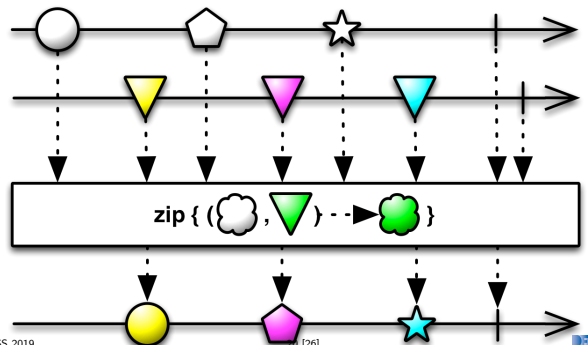
RP SS 2019

19 [26]



## zip

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



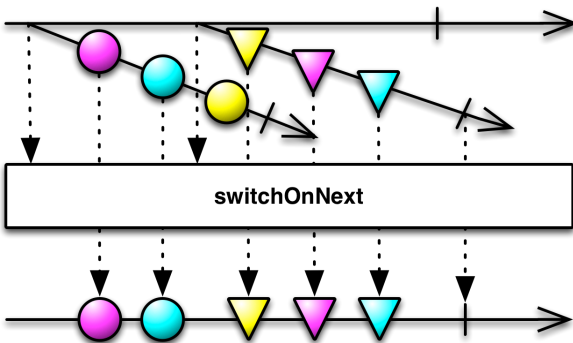
RP SS 2019

20 [26]



## switch

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



RP SS 2019

21 [26]



## 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*)
```

RP SS 2019

22 [26]



## Schedulers

- Nebenläufigkeit über Scheduler

```
trait Scheduler {  
  def schedule(work: => Unit): Subscription  
}  
  
trait Observable[T] {  
  ...  
  def observeOn(scheduler: Scheduler): Observable[T]  
}
```

- Subscription.cancel() muss synchronisiert sein.

RP SS 2019

23 [26]



## 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))

RP SS 2019

24 [26]





## Observables Bibliotheken

- ▶ Observables sind eine Idee von Eric Meijer
- ▶ Bei Microsoft als .net *Reactive Extension* (Rx) entstanden
- ▶ Viele Implementierungen für verschiedene Plattformen
  - ▶ 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 05.06.19  
Reactive Streams II

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.16 2019-07-10

1 [50]



Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ **Reaktive Ströme II**
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [50]



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**

RP SS 2019

3 [50]



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

RP SS 2019

4 [50]



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!

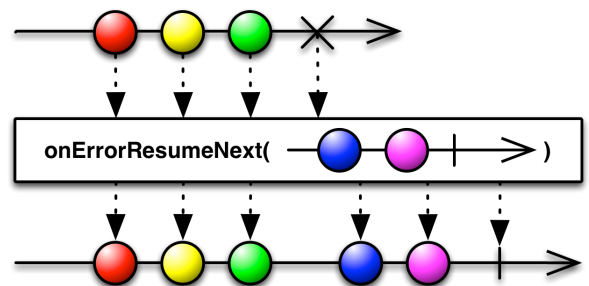
RP SS 2019

5 [50]



onErrorResumeNext

**def** onErrorResumeNext(f: => Observable[T]): Observable[T]



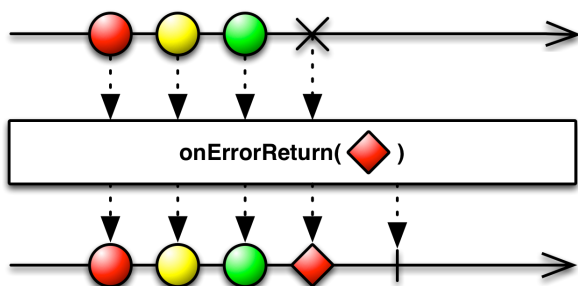
RP SS 2019

6 [50]



onErrorReturn

**def** onErrorReturn(f: => T): Observable[T]



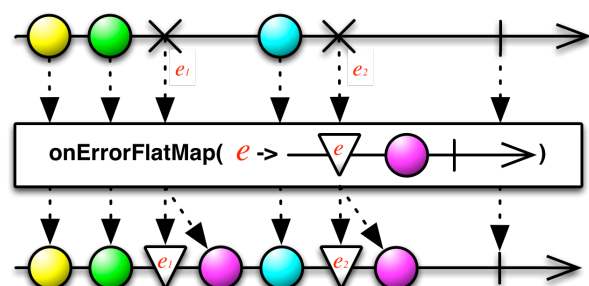
RP SS 2019

7 [50]



onErrorFlatMap

**def** onErrorFlatMap(f: Throwable => Observable[T]): Observable[T]



RP SS 2019

8 [50]



## Schedulers

- ▶ Nebenläufigkeit über Scheduler

```
trait Scheduler {  
  def schedule(work: => Unit): Subscription  
}  
  
trait Observable[T] {  
  ...  
  def observeOn(scheduler: Scheduler): Observable[T]  
}
```

- ▶ CODE DEMO

RP SS 2019

9 [50]



## Little's Gesetz

- ▶ In einer stabilen Warteschlange gilt:

$$L = \lambda \times W$$

- ▶ Länge der Warteschlange = Ankunftsrate  $\times$  Durchschnittliche 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!

RP SS 2019

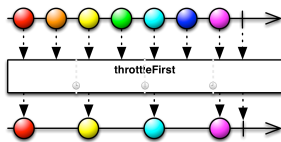
10 [50]



## Throttling / Debouncing

- ▶ Wenn wir  $L$  und  $W$  kennen, können wir  $\lambda$  bestimmen. Wenn  $\lambda$  überschritten wird, müssen wir etwas unternehmen.
- ▶ Idee: Throttling

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



- ▶ Problem: Kurzzeitige Überschreitungen von  $\lambda$  sollen nicht zu Throttling führen.

RP SS 2019

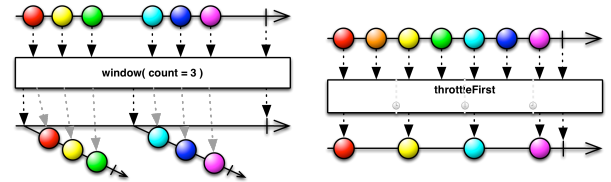
11 [50]



## 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?

RP SS 2019

12 [50]



## Back Pressure

- ▶ Wenn wir Kontrolle über die Produktion der Daten haben, ist es unsinnig, sie wegzuerwerfen!
- ▶ 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!

RP SS 2019

13 [50]



## 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/>

RP SS 2019

14 [50]



## 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

RP SS 2019

15 [50]



## 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 Publishers
- ▶ **Subscription** – Repräsentiert ein eins zu eins Abonnement eines Subscribers an einen Publisher
- ▶ **Processor [I, O]** – Ein Verarbeitungsschritt. Gleichzeitig Publisher und Subscriber

RP SS 2019

16 [50]



## 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.

RP SS 2019

17 [50]



## 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.

RP SS 2019

18 [50]



## 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 responsiveness, 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.

RP SS 2019

19 [50]



## 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.

RP SS 2019

20 [50]



## 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 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.
- 2 Subscriber .onSubscribe MUST be called at most once for a given Subscriber (based on object equality).
- 3 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.

RP SS 2019

21 [50]



## 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 responsiveness of its caller by returning in a timely manner.
- 5 Subscription .cancel MUST respect the responsiveness 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.

RP SS 2019

22 [50]



## 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  $\leq 0$ . 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).

RP SS 2019

23 [50]



## 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.

RP SS 2019

24 [50]



## Reactive Streams: 3. Subscription

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

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

RP SS 2019

25 [50]



## 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
```

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

RP SS 2019

26 [50]



## Akka Streams

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

RP SS 2019

27 [50]



## Akka Streams - Grundkonzepte

**Datenstrom (Stream)** – Ein Prozess der Daten überträgt und transformiert  
**Element** – Recheneinheit eines Datenstroms  
**Back-Pressure** – 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  
**Abfluss (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

RP SS 2019

28 [50]



## 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
```

RP SS 2019

29 [50]



## 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
}
```

RP SS 2019

30 [50]



## 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]` – Vereint  $n$  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

RP SS 2019

31 [50]



## 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

RP SS 2019

32 [50]



## 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)
}
```

RP SS 2019

33 [50]



## 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?

RP SS 2019

34 [50]



## 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
}
```

RP SS 2019

35 [50]



## Pufferung

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

- ▶ Dannach: Backpressure

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

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

RP SS 2019

36 [50]



## 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))

RP SS 2019

37 [50]



## 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])
```

RP SS 2019

38 [50]



## 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[MyActorSubscriber])
```

RP SS 2019

39 [50]



## Integration für einfache Fälle

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

```
val source: Source[Foo, ActorRef] = Source.actorRef[Foo](
  bufferSize = 10,
  overflowStrategy = 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.

RP SS 2019

40 [50]



## 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

RP SS 2019

41 [50]



## 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)
```

RP SS 2019

42 [50]



## 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)
```

RP SS 2019

43 [50]



## 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
  - ▶ ...

RP SS 2019

44 [50]



## 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

RP SS 2019

45 [50]



## 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.

RP SS 2019

46 [50]



## 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  
  })
```

RP SS 2019

47 [50]



## Zusammenfassung

- ▶ Die Konstruktoren in der Rx Bibliothek wenden viel **Magie** an um Gesetze einzuhalten
- ▶ Fehlerbehandlung durch Kombinatoren ist einfach zu implementieren
- ▶ Observables eignen 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

RP SS 2019

48 [50]



## 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 Worker(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 12.06.19  
Funktional-Reaktive Programmierung

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ **Funktional-Reaktive Programmierung**
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss



## 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.

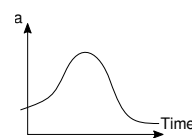


## FRP in a Nutshell

Zwei Basiskonzepte:

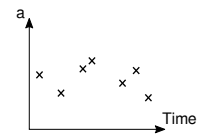
- ▶ **Kontinuierliches**, über der Zeit veränderliches **Verhalten**:

```
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 = translate (cos time, sin time) (e!l 0.2 0.2)
pulse = e!l (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 ff $* Behavior fb
lift1 f b1 = lift0 f $* b1
```

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

- ▶ Damit komplexere Liftings (für viele andere Typklassen):

```
(+) = lift2 (+)
(*) = lift2 (*)
```

```
pi = lift0 pi
cos = lift1 cos
```



## Reaktive Animationen: Verhaltensänderung

- ▶ Beispiel: auf Knopfdruck Farbe ändern:

```
color1 = red 'untilB' lbp -> blue
```

```
color3 = white 'switch' (key ==>> lc ->
```

- ▶ Was passiert hier?

- ▶ `untilB` und `switch` kombinieren Verhalten:

```
Behavior fb 'untilB' Event fe =
Behavior fb 'switch' Event fe =
```

- ▶ `==>>` ist `map` für Ereignisse:

```
Event fe ==>> f = Event (map (fmap f) o fe)
e -> v = e ==>> \_ -> v
```

- ▶ Kombination von Ereignissen:

```
Event fe1 .|. Event fe2
```



## Der Springende Ball

```
g = -4
x = -3 + integral 0.5
y = 1.5 + integral vy
vy = integral g 'switch'
(hity 'snapshot_' vy ==>> \v -> lift0 (-v) + integral g)
hity = when (y <= -1.5)
```

```
g = -4
x = -3 + integral vx
vx = 1 'switch' (hitx 'snapshot_' vx ==>> \v -> lift0 (-v))
hitx = when (x <= -3 || x >= 3)
y = 1.5 + integral vy
vy = integral g 'switch'
(hity 'snapshot_' vy ==>> \v -> lift0 (-v) + integral g)
hity = when (y <= -1.5)
```

- ▶ Nützliche Funktionen:

```
integral = genIntegral 0 (+) (*)
Event fe 'snapshot_' Behavior fb[14]
= Event (luts -> zipWith' aux (fe uts) (fb uts))
```



## 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]
```

RP SS 2019

9 [14]



## 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))
```

RP SS 2019

10 [14]



## Längeres Beispiel: Pong!

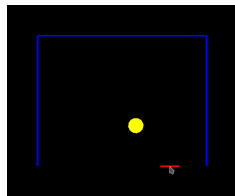
- ▶ Pong besteht aus Paddel, Mauern und einem Ball.
- ▶ Das Paddel:

- ▶ Die Mauern:

```
walls :: Behavior Picture
```

- ▶ ... und alles zusammen:

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



RP SS 2019

11 [14]



## Pong: der Ball

- ▶ Der Ball:

```
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
```

RP SS 2019

12 [14]



## 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

RP SS 2019

13 [14]



## 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** Programmierung von **reaktiven Animationen**
- ▶ Schwächen:
  - ▶ Fundamental **nicht-kompositional** — ist gibt **eine** Hauptfunktion
  - ▶ Debugging, Fehlerbehandlung, Nebenläufigkeit?
- ▶ Nächste Vorlesung: Software Transactional Memory (STM)

RP SS 2019

14 [14]



Reaktive Programmierung  
Vorlesung 13 vom 19.06.19  
Software Transactional Memory

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.20 2019-07-10

1 [37]



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ **Software Transactional Memory**
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [37]



## 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

RP SS 2019

3 [37]



## 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 ()
```

RP SS 2019

4 [37]



## 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

RP SS 2019

5 [37]



## 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

RP SS 2019

6 [37]



## 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?

RP SS 2019

7 [37]



## 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

RP SS 2019

8 [37]



## 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

RP SS 2019

9 [37]



## 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 }
```

RP SS 2019

10 [37]



## 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

RP SS 2019

11 [37]



## 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 Aufwackbedingung
- ▶ Keine lost wakeups, keine händische Verwaltung von conditional variables

RP SS 2019

12 [37]



## 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

RP SS 2019

13 [37]



## 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)

RP SS 2019

14 [37]



## 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!

RP SS 2019

15 [37]



## 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 zugreifene Speicherstelle hat zum Prüfzeitpunkt denselben Wert wie beim **ersten** Lesen

RP SS 2019

16 [37]



## 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])
```

RP SS 2019

17 [37]



## 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
```

RP SS 2019

18 [37]



## 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_ (\x → atomically $ put b $ show x) (replicate n t)
  forever $ do x ← atomically $ get b
              putStrLn $ x
```

RP SS 2019

19 [37]



## 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](http://rosettacode.org/wiki/Dining_philosophers#Haskell)

RP SS 2019

20 [37]



## 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
```

RP SS 2019

21 [37]



## 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

RP SS 2019

22 [37]



## 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:

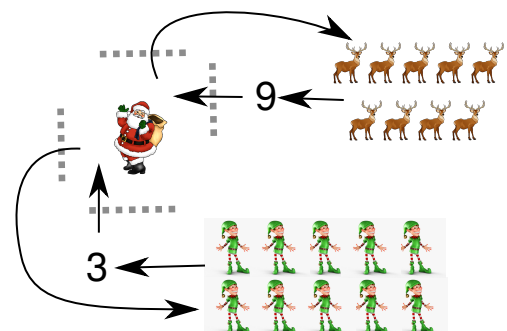
J. A. Trono, *A new exercise in concurrency*, SIGCSE Bulletin, 26:8–10, 1994.

RP SS 2019

23 [37]



## Santa Claus Problem, veranschaulicht



RP SS 2019

24 [37]



## 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)

RP SS 2019

25 [37]



## 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

RP SS 2019

26 [37]



## 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)
```

RP SS 2019

27 [37]



## 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)
```

RP SS 2019

28 [37]



## 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!

RP SS 2019

29 [37]



## 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)

RP SS 2019

30 [37]



## 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)
```

RP SS 2019

31 [37]



## Eine Gruppe erwarten

- ▶ Santa erwartet Elfen und Rentiere in entsprechender Gruppengröße
- ▶ Erzeugt neue Gatter für nächsten Rutsch
  - ▶ Verhindert, dass Elfen/Rentiere sich "hineinmögeln"

```
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)
```

RP SS 2019

32 [37]



## 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
```

RP SS 2019

33 [37]



## 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)
```

RP SS 2019

34 [37]



## 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)
```

RP SS 2019

35 [37]



## 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
  - ▶ **A**tomarität (atomically), **B**lockieren (retry), **C**hoice (orElse) als Fundamente kompositionaler Nebenläufigkeit
  - ▶ Faszinierend einfache Implementierungen gängiger Nebenläufigkeitsaufgaben
- ▶ Das freut auch den Weihnachtsmann:
  - ▶ Santa Claus Problem in STM Haskell

RP SS 2019

36 [37]



## 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. Dobbs's Journal*, 30(3), March 2005.

RP SS 2019

37 [37]



# Reaktive Programmierung Vorlesung 14 vom 26.06.19 Eventual Consistency

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019

17.06.21 2019-07-10

1 [31]



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ **Eventual Consistency**
- ▶ Robustheit und Entwurfsmuster
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss

RP SS 2019

2 [31]



## Heute

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

RP SS 2019

3 [31]



## Was ist eigentlich Konsistenz?

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

RP SS 2019

4 [31]



## Strikte Konsistenz

### Strikte Konsistenz

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

RP SS 2019

5 [31]



## Sequenzielle Konsistenz

### Sequenzielle Konsistenz

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

RP SS 2019

6 [31]



## Eventual Consistency

### Eventual Consistency

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

- ▶ Beispiel: DNS

RP SS 2019

7 [31]



## 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 eingeecheckt hat, dann haben alle Nutzer die gleiche Sicht auf den *head*.

RP SS 2019

8 [31]





## 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
- ▶ Mehrere 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:  $\mathcal{P}(A)$ 
  - $query((P, N)) = query(P) \setminus query(N)$
  - $update((P, N), +, m) = (update(P, +, m), N)$
  - $update((P, N), -, m) = (P, update(N, +, m))$
  - $merge((P_1, N_1), (P_2, N_2)) = (merge(P_1, P_2), merge(N_1, N_2))$

RP SS 2019

17 [31]



## Operationsbasierte CRDTs

- ▶ Kommutative replizierte Datentypen (CmRDTs)
- ▶ Knoten senden nur **Operationen** an andere Knoten
- ▶ *update* unterscheidet zwischen lokalem und externem Effekt.
- ▶ Netzwerkprotokoll wichtig
- ▶ Nachrichtenverlust führt zu Inkonsistenzen
- ▶ Kein *merge* nötig
- ▶ Kann die übertragenen **Datenmengen** erheblich **reduzieren**

RP SS 2019

18 [31]



## CmRDT: Zähler

- ▶ Zustand:  $P \in \mathbb{N}$ , Typ:  $\mathbb{N}$
- ▶  $query(P) = P$
- ▶  $update(+, n)$ 
  - ▶ lokal:  $P := P + n$
  - ▶ extern:  $P := P + n$

RP SS 2019

19 [31]



## CmRDT: Last-Writer-Wins-Register

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

RP SS 2019

20 [31]



## 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.

RP SS 2019

21 [31]



## 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?

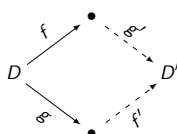
RP SS 2019

22 [31]



## Operational Transformation

- ▶ Idee: Nicht-kommutative Operationen transformieren



- ▶ Für *transform* muss gelten:

$$\text{transform } f \ g = \langle f', g' \rangle \implies g' \circ f = f' \circ g \quad (1)$$

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

RP SS 2019

23 [31]



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

- ▶ Operationen sind **partiell**.

RP SS 2019

24 [31]



## Operationen Komponieren

- ▶ Komposition: Fallunterscheidung auf der **Aktion**
  - ▶ Keine einfache Konkatenation!
- ▶ Beispiel:
 
$$p = [\text{Delete}, \text{Insert } X, \text{Retain}]$$

$$q = [\text{Retain}, \text{Insert } Y, \text{Delete}]$$

$$\text{compose } p \ q = [\text{Delete}, \text{Insert } X, \text{Insert } Y, \text{Delete}]$$
- ▶ *compose* ist partiell.
- ▶ **Äquivalenz** von Operationen:
 
$$\text{compose } p \ q \cong [\text{Delete}, \text{Delete}, \text{Insert } X, \text{Insert } Y]$$

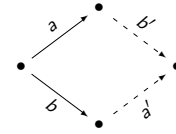
RP SS 2019

25 [31]



## Operationen Transformieren

- ▶ Transformation



- ▶ Beispiel:
 
$$a = [\text{Insert } X, \text{Retain}, \text{Delete}]$$

$$b = [\text{Delete}, \text{Retain}, \text{Insert } Y]$$

$$\text{transform } a \ b = ([\text{Insert } X, \text{Delete}, \text{Retain}], [\text{Retain}, \text{Delete}, \text{Insert } Y])$$

RP SS 2019

26 [31]



## Operationen Verteilen

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

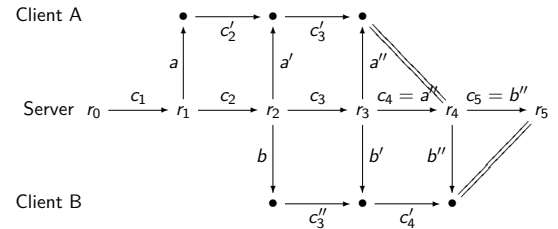
RP SS 2019

27 [31]



## Der Server

- ▶ Zweck:
  - ▶ Nebenläufige Operationen sequenzialisieren
  - ▶ Transformierte Operationen verteilen



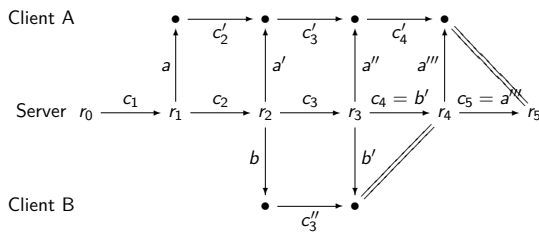
RP SS 2019

28 [31]



## Der Server

- ▶ Zweck:
  - ▶ Nebenläufige Operationen sequenzialisieren
  - ▶ Transformierte Operationen verteilen



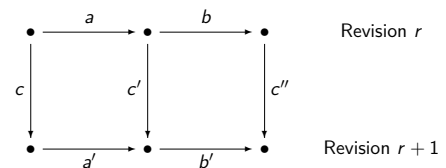
RP SS 2019

29 [31]



## Der Client

- ▶ Zweck: Operationen Puffern während eine Bestätigung aussteht



RP SS 2019

30 [31]



## 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

RP SS 2019

31 [31]



Reaktive Programmierung  
Vorlesung 15 vom 03.07.19  
Robustheit und Entwurfsmuster

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019



## Fahrplan

- ▶ Einführung
- ▶ Monaden und Monadentransformer
- ▶ Nebenläufigkeit: Futures and Promises
- ▶ Aktoren I: Grundlagen
- ▶ Aktoren II: Implementation
- ▶ Meta-Programmierung
- ▶ Bidirektionale Programmierung
- ▶ Reaktive Ströme I
- ▶ Reaktive Ströme II
- ▶ Funktional-Reaktive Programmierung
- ▶ Software Transactional Memory
- ▶ Eventual Consistency
- ▶ **Robustheit und Entwurfsmuster**
- ▶ Theorie der Nebenläufigkeit, Abschluss



## 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:

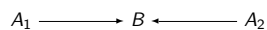
- ▶ Nachrichten gehen nicht verloren
- ▶ Aktoren können abstürzen - Lösung: Supervisor

Verteilt:

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



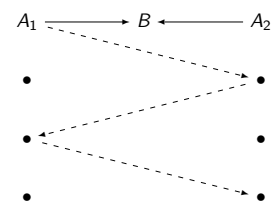
## Zwei-Armeen-Problem



- ▶ 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!

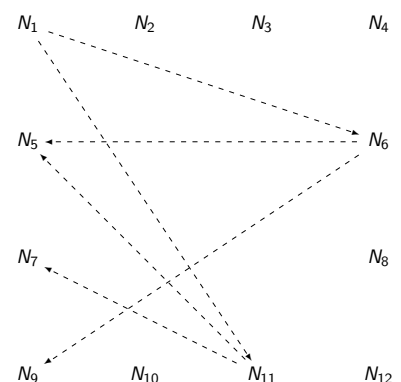


## Unsichere Kanäle

- ▶ 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



## Gossiping



## Gossiping

- ▶ 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

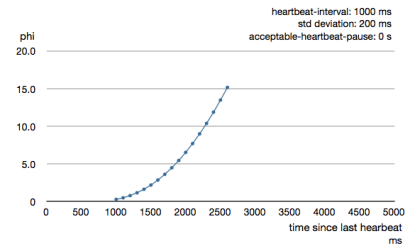
RP SS 2019

9 [24]



## Heartbeats

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



RP SS 2019

10 [24]



## Akka Clustering

- ▶ Verteiltes Aktorsystem
  - ▶ Infrastruktur wird über gossiping Protokoll geteilt
  - ▶ Ausfälle werden über Heartbeats erkannt
- ▶ **Sharding**: Horizontale Verteilung der Ressourcen
  - ▶ In Verbindung mit Gossiping mächtig

RP SS 2019

11 [24]



## (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 Akteur für jeden Response Kontext

RP SS 2019

12 [24]



## (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
```

RP SS 2019

13 [24]



## (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
```

RP SS 2019

14 [24]



## (Anti-)Patterns: Single-Responsibility

- ▶ Problem: Fehler in Komplexen Aktoren sind kaum behandelbar

```
var interestDivisor = initial

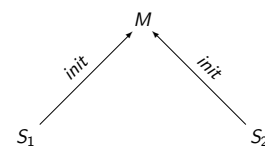
def receive = {
  case Divide(dividend, divisor) =>
    sender ! Quotient(dividend / divisor)
  case CalculateInterest(amount) =>
    sender ! Interest(amount / interestDivisor)
  case AlterInterest(by) =>
    interestDivisor += by
}
```
- ▶ Welche Strategie bei DivByZeroException?
- ▶ Ein Akteur sollte immer nur **eine** Aufgabe haben!

RP SS 2019

15 [24]



## (Anti-)Patterns: Akteur-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

RP SS 2019

16 [24]



## (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.

RP SS 2019

17 [24]



## (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)  
  }  
}
```

RP SS 2019

18 [24]



## (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))  
  }  
}
```

RP SS 2019

19 [24]



## (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 = ...  
}
```

RP SS 2019

20 [24]



## (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")  
}
```

RP SS 2019

21 [24]



## (Anti-)Patterns: Message Transformer

```
class MessageTransformer(from: ActorRef, to: ActorRef,  
  transform: PartialFunction[Any,Any]) extends Actor {  
  
  def receive = {  
    case m => to forward transform(m)  
  }  
}
```

RP SS 2019

22 [24]



## Weitere Patterns

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

RP SS 2019

23 [24]



## Zusammenfassung

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

RP SS 2019

24 [24]



Reaktive Programmierung  
Vorlesung 16 vom 10.07.2019  
Theorie der Nebenläufigkeit

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2019



## Fahrplan

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



## Theorie der Nebenläufigkeit

- ▶ Nebenläufige Systeme sind **kompliziert**
  - ▶ Nicht-deterministisches Verhalten
  - ▶ Neue Fehlerquellen wie **Deadlocks**
  - ▶ Schwer zu testen
- ▶ Reaktive Programmierung kann diese Fehlerquellen **einhegen**
- ▶ **Theoretische Grundlagen** zur Modellierung nebenläufiger Systeme
  - ▶ zur **Spezifikation** (CSP)
  - ▶ aber auch als **Berechnungsmodell** ( $\pi$ -Kalkül)



## Temporale Logik, Prozessalgebren und Modelchecking

- ▶ Prozessalgebren und temporale Logik beschreiben **Systeme** anhand ihrer **Zustandsübergänge**
- ▶ Ein System ist dabei im wesentlichen eine **endliche Zustandsmaschine**  $\mathcal{M} = \langle S, \Sigma, \rightarrow \rangle$  mit Zustandsübergang  $\rightarrow \subseteq S \times \Sigma \times S$
- ▶ Temporale Logiken reden über **eine** Zustandsmaschine
- ▶ Prozessalgebren erlauben **mehrere** Zustandsmaschinen und ihre **Synchronisation**
- ▶ Der Trick ist **Abstraktion**: mehrere interne Zustandsübergänge werden zu einem Zustandsübergang zusammengefaßt



## Einfache Beispiele

- ▶ Einfacher Kaffee-Automat:

$$P = 10c \rightarrow \text{coffee} \rightarrow P$$

- ▶ Kaffee-Automat mit Auswahl:

$$P = 10c \rightarrow \text{coffee} \rightarrow P \sqcap 20c \rightarrow \text{latte} \rightarrow P$$

- ▶ Pufferprozess:

$$\text{COPY} = \text{left}?x \rightarrow \text{right}!x \rightarrow \text{COPY}$$

NB. Eingabe ( $c?x$ ) und Ausgabe ( $c!x$ ) sind **reine Konvention**.



## CSP: Syntax

Gegeben Prozeßalphabet  $\Sigma$ , besondere Ereignisse  $\checkmark, \tau$

|                                                          |                             |
|----------------------------------------------------------|-----------------------------|
| $P ::= \text{Stop} \mid a \rightarrow P \mid \mu P.F(P)$ | fundamentale Operationen    |
| $\mid P \sqcap Q \mid P \sqbox Q$                        | externe und interne Auswahl |
| $\mid P \parallel Q \mid P \parallel_x Q$                | synchronisiert parallel     |
| $\mid P \parallel\parallel Q$                            | unsynchronisiert parallel   |
| $\mid P \setminus X$                                     | hiding                      |
| $\mid \text{Skip} \mid P; Q$                             | sequentielle Komposition    |



## Externe vs. interne Auswahl

- ▶ Interne Zustandsübergänge ( $\tau$ ) sind **nicht beobachtbar**, aber können Effekte haben.

- ▶ Vergleiche:

$$a \rightarrow b \rightarrow \text{Stop} \sqcap a \rightarrow c \rightarrow \text{Stop}$$

$$a \rightarrow b \rightarrow \text{Stop} \sqbox a \rightarrow c \rightarrow \text{Stop}$$

$$a \rightarrow (b \rightarrow \text{Stop} \sqcap c \rightarrow \text{Stop})$$

$$a \rightarrow (b \rightarrow \text{Stop} \sqbox c \rightarrow \text{Stop})$$



## Beispiel: ein Flugbuchungssystem

- ▶ Operationen des Servers:
  - ▶ Nimmt Anfragen an, schickt Resultate (mit flid)
  - ▶ Nimmt Buchungsanfragen an, schickt Bestätigung (ok) oder Fehler (fail)
  - ▶ Nimmt Stornierung an, schickt Bestätigung
- ▶ Unterschied zwischen **interner** Auswahl  $\sqcap$  (Server trifft Entscheidung), und **externer** Auswahl  $\sqbox$  (Server reagiert)

$$\begin{aligned} \text{SERVER} = & \text{query?}(from, to) \rightarrow \text{result!flid} \\ & \sqcap \text{booking?flid} \rightarrow (ok \rightarrow \text{SERVER} \sqbox fail \rightarrow \text{SERVER}) \\ & \sqcap \text{cancel?flid} \rightarrow ok \rightarrow \text{SERVER} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} & \text{query} \rightarrow \text{result} \rightarrow \text{SERVER} \\ & \sqcap \text{booking} \rightarrow (ok \rightarrow \text{SERVER} \sqbox fail \rightarrow \text{SERVER}) \\ & \sqcap \text{cancel} \rightarrow ok \rightarrow \text{SERVER} \end{aligned}$$

Eingabe ( $c?x$ ) und Ausgabe ( $c!a$ ) sind **reine Konvention**



## Beispiel: ein Flugbuchungssystem

- Der Client:
  - Stellt Anfrage
  - wenn der Flug richtig ist, wird er gebucht;
  - oder es wird eine neue Anfrage gestellt.
$$CLIENT = query \rightarrow result \rightarrow$$

$$(booking \rightarrow (ok \rightarrow CLIENT$$

$$\quad \square fail \rightarrow CLIENT)$$

$$\square CLIENT)$$

- Das Gesamtsystem — Client und Server **synchronisiert**:

$$SYSTEM = CLIENT \parallel SERVER$$

- Problem: **Deadlock**
  - Es gibt **Werkzeuge** (Modelchecker, z.B. FDR), um solche Deadlocks in Spezifikationen zu finden

RP SS 2019

9 [15]



## Ziele der Semantik von Prozesskalkülen

- Reasoning about processes by their external behaviour**
- Untersuchung von
  - Verfeinerung (Implementation)
  - deadlock**: Keine Transition möglich
  - livelock**: Divergenz
- Grundlegender Begriff: **Äquivalenz (Gleichheit) von Prozessen**

RP SS 2019

10 [15]



## Operationale Semantik für CSP (I)

### Definition: Labelled Transition System (LTS)

Ein **labelled transition system (LTS)** ist  $L = (N, A, \rightarrow)$  mit Menge  $N$  der Knoten (Zustände), Menge  $A$  von Labels und Relation  $\{\overset{a}{\rightarrow} \subseteq N \times N\}_{a \in A}$  von Kanten (Zustandsübergänge).

Hier:  $N = P, A = \Sigma \cup \{\checkmark, \tau\}$ ,  $\rightarrow$  definiert wie folgt:

$$\frac{}{e \rightarrow P \overset{a}{\rightarrow} P[a/e]} \quad a \in \text{comms}(e)$$

$$\frac{}{P \square Q \overset{\tau}{\rightarrow} P}$$

$$\frac{}{P \square Q \overset{\tau}{\rightarrow} Q}$$

RP SS 2019

11 [15]



## Operationale Semantik für CSP (II)

$$\frac{P \overset{\tau}{\rightarrow} P'}{P \square Q \overset{\tau}{\rightarrow} P' \square Q}$$

$$\frac{Q \overset{\tau}{\rightarrow} Q'}{P \square Q \overset{\tau}{\rightarrow} P \square Q'}$$

$$\frac{P \overset{a}{\rightarrow} P'}{P \square Q \overset{a}{\rightarrow} P'} \quad a \neq \tau$$

$$\frac{Q \overset{a}{\rightarrow} Q'}{P \square Q \overset{a}{\rightarrow} Q'} \quad a \neq \tau$$

$$\frac{P \overset{x}{\rightarrow} P'}{P \setminus B \overset{x}{\rightarrow} P'} \quad x \in B$$

$$\frac{P \overset{x}{\rightarrow} P'}{P \setminus B \overset{x}{\rightarrow} P' \setminus B} \quad x \notin B$$

RP SS 2019

12 [15]



## Operationale Semantik für CSP (III)

$$\frac{P \overset{\tau}{\rightarrow} P'}{P \parallel_X Q \overset{\tau}{\rightarrow} P' \parallel_X Q}$$

$$\frac{Q \overset{\tau}{\rightarrow} Q'}{P \parallel_X Q \overset{\tau}{\rightarrow} P \parallel_X Q'}$$

$$\frac{P \overset{a}{\rightarrow} P'}{P \parallel_X Q \overset{a}{\rightarrow} P' \parallel_X Q} \quad a \notin X$$

$$\frac{Q \overset{a}{\rightarrow} Q'}{P \parallel_X Q \overset{a}{\rightarrow} P \parallel_X Q'} \quad a \notin X$$

$$\frac{P \overset{a}{\rightarrow} P' \quad Q \overset{a}{\rightarrow} Q'}{P \parallel_X Q \overset{a}{\rightarrow} P' \parallel_X Q'} \quad a \in X$$

RP SS 2019

13 [15]



## Denotationale Semantik für CSP

- Operationale** Semantik erklärt das **Verhalten**, erlaubt kein **Reasoning**
- Denotationale** Semantik erlaubt **Abstraktion** über dem Verhalten
- Für CSP: Denotat eines Prozesses ist:
  - die Menge aller seiner **Traces**
  - die Menge seiner **Traces** und **Acceptance-Mengen**
  - die Menge seiner **Traces** und seiner **Failure/Divergence-Mengen**

RP SS 2019

14 [15]



## Anwendungsgebiete für CSP

- Modellierung nebenläufiger Systeme (Bsp: ISS)
- Verteilte Systeme und verteilte Daten
- Analyse von Krypto-Protokollen
- Hauptwerkzeug: der Modelchecker **FDR**
  - <http://www.cs.ox.ac.uk/projects/fdr/>

RP SS 2019

15 [15]

