

Reaktive Programmierung

Vorlesung 13 vom 14.06.17: Software Transactional Memory

Christoph Lüth, Martin Ring

Universität Bremen

Sommersemester 2017

11.54:37 2017-06-15

1 [37]



Fahrplan

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

RP SS 2017

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 2017

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 2017

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 **schlafen**, 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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 zugriffene Speicherstelle hat zum Prüfzeitpunkt denselben Wert wie beim **ersten** Lesen

RP SS 2017

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 2017

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 2017

18 [37]



Puffer mit STM: Anwendungsbeispiel

```
useBuffer :: IO ()  
useBuffer = do  
  b ← atomically $ new  
  forkIO $ forever $ do  
    n ← randomRIO(1,5)  
    threadDelay (n*106)  
    t ← getCurrentTime  
    mapM_ (\x → atomically $ put b $ show x) (replicate n t)  
  forever $ do x ← atomically $ get b  
              putStrLn $ x
```

RP SS 2017

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

RP SS 2017

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 2017

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 2017

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:

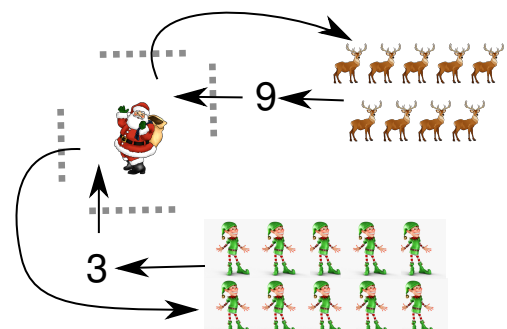
J. A. Trono, *A new exercise in concurrency*, SIGCSE Bulletin, 26:8–10, 1994.

RP SS 2017

23 [37]



Santa Claus Problem, veranschaulicht



RP SS 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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 2017

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
 - ▶ Atomarität (atomically), Blockieren (retry), Choice (orElse) als Fundamente kompositionaler Nebenläufigkeit
 - ▶ Faszinierend einfache Implementierungen gängiger Nebenläufigkeitsaufgaben
- ▶ Das freut auch den Weihnachtsmann:
 - ▶ Santa Claus Problem in STM Haskell

RP SS 2017

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' Journal, 30(3), March 2005.

RP SS 2017

37 [37]

