Fortgeschrittene Techniken der Funktionalen Programmierung
Vorlesung vom 15.12.09:
Nebenläufigkeit in Haskell: Software Transactional Memory

Christoph Lüth, Dennis Walter

Universität Bremen

Wintersemester 2009/10

Fahrplan

- Teil I: Monaden und fortgeschrittene Typen
- Teil II: Fortgeschrittene Datenstrukturen
- Teil III: Nebenläufigkeit
  - Grundlagen
  - Abstraktionen und Ausnahmebehandlung
  - Software Transactional Memory
- Teil IV: The Future of Programming

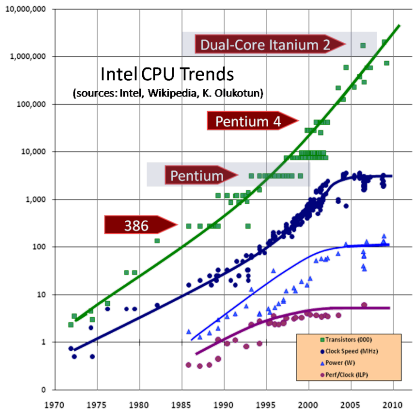
Heute gibt es:

- Einen fundamenal 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 (nur im Code: `MySTM.hs`)
  - Weihnachtlich: das Santa Claus Problem

Die Nebenläufigkeitsrevolution

- Free lunch is over: CPUs werden nicht mehr schneller
  - 2GHz hatten wir schon 2001!
  - Heute: ∼3GHz
- Dafür vermehren sie sich plötzlich!
  - Quad-Core, Octo-Core, Cluster, ...
- Die großen Chip-Hersteller arbeiten an Mehr{Kern, CPU, Rechner}-Lösungen, um Moore's Law nicht zu verletzen
  - Intel Core™2, AMD Phenom™, nVidia GeForce Dual-Chip (SLI™)
- Auswirkungen auf Softwareentwicklung!
  - Verstärkter Fokus auf nebenläufige SW

Schneller geht's nimmer



Locks und Conditional variables

- Aktueller "Stand der Technik"
  - C

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

  - Haskell

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

  - Java

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


Locks und Conditional variables (2)

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

Kritik am Lock-basierten Ansatz

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

Kritik am Lock-basierten Ansatz (2)

- Größtes Problem jedoch: *Lock-basierte Programme sind nicht komponierbar!*
  - Korrekte Einzelbausteine können zu fehlerhaften Programmen zusammengesetzt werden
- Klassisches Beispiel: Übertrag eines Elements von einem Container in einen anderen
  - Container-Bücherei explizit thread-safe, d.h. nebenläufiger Zugriff sicher
  - Implementierung des Übertrags:

```
transferItem item c1 c2 = do
  removeFrom c1 item
  insertInto c2 item
```

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

Kritik am Lock-basierten Ansatz (3)

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

```
void foo(void) { /* ... */
  select(k, rd, wd, ed, &timeout);
}
```

- Keine Möglichkeit, foo() und bar() zu komponieren, etwa select (&foo, &bar)

Software transactional memory (atomicity)

- 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 }
```


Gedankenmodell für atomare Speicheränderungen

Mögliche Implementierung

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

1. globales Lock greifen	2. konsistenter Speicher gelesen?
3t. Änderungen einpflegen	4t. Lock freigeben
3f. Änderungen verwerfen	4f. Lock freigeben, Block wiederholen

Konsistenter Speicher

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

Beispiel: Konsistenter Speicher

```
atomically $
    do b1 ← getBalance acc1
       b2 ← getBalance acc2
       if sum [b1, b2] ≥ amnt
         then withdrawMoney amnt else ...
```

- Mögliches Problem: anderer Thread ruft withdrawMoney zwischen getBalance-Aufrufen auf
- acc1/2 nicht involviert: egal
- acc1 geändert
  - Wird bei Prüfung aller gelesenen/geschriebenen Speicherstellen bemerkt
- acc2 geändert
  - Egal! Konsistenz bezieht sich dann auf neuen Zustand

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 sollte blockieren, wenn keine Items verfügbar

Kompositionales "Blockieren" mit `retry`

- Idee: ist notwendige Bedingung innerhalb atomically nicht erfüllt, wird Transaktion abgebrochen und erneut versucht

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

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

Auswahl (choice)

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

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

- Wenn linke Transaktion misslingt, wird rechte Transaktion versucht

Einschränkungen an Transaktionen

- Transaktionen dürfen nicht beliebige Seiteneffekte haben
  - Nicht jeder reale Seiteneffekt lässt sich rückgängig machen
  - **if** allElseFails **then** blackmailBossWith nudePics **else** ...
  - Seiteneffekte auf Transaktionsspeicher zu beschränken
- Ideal: Trennung statisch erzwingen
  - In Haskell: Trennung im Typsystem
  - IO-Aktionen und STM-Aktionen (Monaden)
  - STM Monade erlaubt Erzeugung und Verwendung von Referenzen (ähnlich MVar, IORef)

STM in Haskell

```
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 ()
```


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 []
```


Puffer mit STM: Modul `MyBuffer` (2)

- 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
```


Puffer mit STM: Modul `MyBuffer` (3)

- 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'
```


Puffer mit STM: Anwendungsbeispiel

```
useBuffer = do
  b ← atomically $ new
  forkIO $ forever $
    do threadDelay (10^6)
       t ← Tm.getClockTime >>= Tm.toCalendarTime
       atomically $ put b $
         Tm.calendarTimeToString t
  forever $ do x ← atomically $ get b
               putStrLn x
```

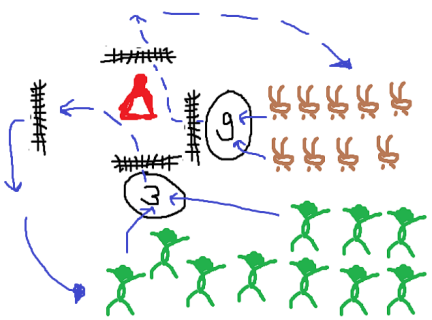

Santa Claus Problem

Ein modernes Nebenläufigkeitsproblem:

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

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

Santa Claus Problem, veranschaulicht



Lösungsstrategie

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

Vorarbeiten: (Debug-)Ausgabe der Aktionen in Puffer

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

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

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

Arbeitsablauf von Elfen und Rentieren

- Generisch: Tun im Grunde dasselbe, parametrisiert über task

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

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


Gatter: Erzeugung, Durchgang

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

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

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

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


Nützliches Design Pattern: `check`

- Nebenläufiges assert:

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

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

Santas Aufgabe: Gatter betätigen

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

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

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

Gruppen: Erzeugung, Beitritt

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

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

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


`joinGroup`

- Noch einmal zum Staunen:

```
atomically $ do (k, g1, g2) ← readTVar tv
                check (k > 0)
                writeTVar tv (k - 1, g1, g2)
                return $ (g1, g2)
```

- Nebenläufigkeit ist also schwierig?!

Eine Gruppe erwarten

- Santa erwartet Elfen und Rentiere in entspr. Gruppengröße
- Erzeugt neue Gatter für nächsten Rutsch
  - Verhindert, dass Elfen/Rene

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


Elfen und Rentiere

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

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

-- So does a deer.
reindeer :: Buf → Group → Int → IO ThreadId
reindeer buf grp id = forkIO $ forever $
  do reindeer1 buf grp id
     randomDelay
```


Santa Claus' Arbeitsablauf

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

```
santa :: Buf → Group → Group → IO ()
santa buf elves deer = do
  (name, (g1, g2)) ← atomically $
    chooseGroup "reindeer" deer `orElse`
      chooseGroup "elves" elves
  bput buf $ "Ho␣ho␣ho␣my␣dear␣" ++ name
  operateGate g1
  operateGate g2

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


Hauptprogramm

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

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

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


Zusammenfassung

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

Literatur

- Tim Harris, Simon Marlow, Simon Peyton-Jones, and Maurice Herlihy.
  Composable memory transactions.
  In *PPoPP '05: Proceedings of the tenth ACM SIGPLAN symposium on Principles and practice of parallel programming*, pages 48–60, New York, NY, USA, 2005. ACM.
- Simon Peyton Jones.
  Beautiful concurrency.
  In Greg Wilson, editor, *Beautiful code*. O'Reilly, 2007.
- Herb Sutter.
  The free lunch is over: a fundamental turn toward concurrency in software.
  Dr. Dobb's Journal, 30(3), March 2005.