Betriebssysteme

Tutorium 6

Philipp Kirchhofer
philipp.kirchhofer@student.kit.edu
http://www.stud.uni-karlsruhe.de/~uxbtt/

Lehrstuhl Systemarchitektur
Universität Karlsruhe (TH)

2. Dezember 2009

Was machen wir heute?

1. Organisatorisches

2. Tutorien Übungsblatt
   - Synchronization Basics
   - Protecting Shared Data Structures
   - Concurrent Modifications of SHM
   - Towards High-Perf. Spinlocks
   - Implementing General Semaphores

Organisatorisches

Programmieraufgaben Vorstellung

Montag, den 7. Dezember, 14:00 Uhr bis 15:30 Uhr

Poolraum G im Rechenzentrum (Gebäude 20.21)

In circa 10 Minuten Lösung der Math & Restaurant Aufgabe sowie das Design-Dokument vorstellen.

Wichtig: Beide Gruppenteilnehmer müssen vorstellen!

Tutorien Übungsblatt - Synchronization Basics

Frage 6.1.a

Erkläre die Begriffe „Kritischer Abschnitt“ (Critical Section), „Entry Section“, „Exit Section“ und „Remainder Section“.

Antwort

Kritischer Abschnitt
Ein kritischer Abschnitt ist ein Teil eines Programms, der auf gemeinsame Daten zugreift oder diese verändert. Es dürfen gleichzeitig keine weiteren Teile des Programms, die ebenfalls auf die gleichen gemeinsamen Daten zugreifen, ausgeführt werden (Exklusivität).

Entry Section
Exklusiver Zugang wird angefordert

Exit Section
Freigabe des exklusiven Zugangs

Remainder Section
Restlicher Programmcode

Tutorien Übungsblatt - Synchronization Basics

Frage 6.1.b

Was sind die Bedingungen für eine korrekte Synchronisation?

Antwort

- Exklusivität (Exclusiveness)
  Nur eine Aktivität (Thread/Prozess) darf kritischen Abschnitt zur selben Zeit ausführen
- Fortschritt (Progress)
  Der Programmcode in der Remainder Section darf den Eintritt in den kritischen Abschnitt nicht verhindern
- Begrenztes Warten (Bounded Waiting)
  Jede auf den Eintritt in den kritischen Abschnitt wartende Aktivität kommt irgendwann dran (kein Verhungern)
- [Portabilität (Portability)]
  Lösung darf keine Annahmen über Prozessorgeschwindigkeit, Schedulerverfahren, usw. machen

Tutorien Übungsblatt - Synchronization Basics

Frage 6.1.c

Bei Systemen mit einem Prozessor können Datenstrukturen des Betriebssystemkerns durch Ausschalten (Maskieren) der Interrupts gegen gleichzeitigen Zugriff geschützt werden. Weshalb funktioniert dieses Vorgehen nicht bei Systemen mit mehreren Prozessoren?

Antwort

Das Maskieren von Interrupts beeinflusst nur einen Prozessor. Für ein Maskieren von Interrupts auf allen Prozessoren muss das Betriebssystem eine Nachricht an alle Prozessoren versenden.
$\Rightarrow$ Hoher Overhead

Dieses Vorgehen verhindert allerdings immer noch nicht den mehrfachen gleichzeitigen Eintritt in den Kern: Ein Programm kann z.B. weiterhin mit einer „syscall“ Instruktion in den Kern gelangen.

Tutorien Übungsblatt - Synchronization Basics

Frage 6.1.d

Wie kann gegenseitiger Ausschluss bei Multiprozessorsystemen gewährleistet werden?

Antwort

Bei Multiprozessorsystemen müssen Spinlocks eingesetzt werden.

Big Lock
Ein Spinlock für den ganzen Kern

- ⊕ Einfach zu implementieren
- ⊖ Skalierbarkeit erheblich beschränkt (kein Parallelismus im Kern)

Locking auf Datenstrukturebene
Spinlocks für jede Datenstruktur

- ⊕ Skalierbarkeit wenig eingeschränkt (Parallelismus im Kern möglich)
- ⊖ Fehlerträchtige Umsetzung

Tutorien Übungsblatt - Protecting Shared Data Structures

$n > 1$ Threads greifen auf eine doppelt verkettete Liste und einen binären Baum zu. Jeder Knoten enthält Daten über einen Kunden wie z.B. Vor- und Nachname, Telefonummer usw. Die Knoten in den Datenstrukturen werden so hinzugefügt, dass sie nach den Nachnamen sortiert sind.

Frage 6.2.a

Welche Race Conditions können auftreten und wie können diese verhindert werden?

Antwort

Jede Datenstruktur enthält mehrere Pointer. Bei jedem Hinzufügen oder Löschen von Daten müssen mehrere Pointer geändert werden.
$\Rightarrow$ Nicht atomar
$\Rightarrow$ Race Conditions bei gleichzeitigem Ändern von mehreren Knoten

Race Conditions können durch den Einsatz von Locking verhindert werden.

Tutorien Übungsblatt - Protecting Shared Data Structures

Frage 6.2.b

Muss ein Knoten mit Kundendaten gültige Daten enthalten bevor er in die Datenstruktur eingefügt wird?

Antwort

Kein Lock für Lesezugriff auf Knoten
Kundendaten müssen gültig sein, da sofort nach dem Einfügen in die Datenstruktur Leseprozesse auf den Knoten zugreifen können.

Lock für Lesezugriff auf Knoten
Kundendaten müssen nicht gültig sein solange der Erstellprozess den Leselock für den neu eingefügten Knoten hält.

Tutorien Übungsblatt - Concurrent Modifications of SHM

Programm

```
const n = 50;
var sum : integer;

procedure total;
var count : integer;
begin
  for count := 1 to n do sum := sum + 1
end;

begin (* main program *)
  sum := 0;
  parbegin
    (* parallel execution block *)
    total;
  parend;
  write(sum)
end.
```

Tutorien Übungsblatt - Concurrent Modifications of SHM

Frage 6.3.a

Die Anzahl der startenden Threads sei 2. Welche minimalen und maximalen Werte kann die Variable „sum“ nach Ablauf des Programms annehmen?

Antwort

$2 \leq \text{sum} \leq 100$

Tutorien Übungsblatt - Concurrent Modifications of SHM

Frage 6.3.b

Die Anzahl der startenden Threads sei **t**. Welche minimalen und maximalen Werte kann die Variable „sum“ nach Ablauf des Programms annehmen?

Antwort

$2 \leq \text{sum} \leq 50 * \mathbf{t}$

Tutorien Übungsblatt - Concurrent Modifications of SHM

Frage 6.3.c

Es werden nun **t** Userlevel-Threads gestartet. Wie sieht die Belegung der „sum“ Variable nach Abschluss des Programms aus?

Antwort

Alle Threads werden seriell abgearbeitet, d.h. der erste Thread wird gestartet und läuft bis zum Ende durch. Anschließend wird der nächste Thread gestartet usw.

$\text{sum} = 50 * \mathbf{t}$

Tutorien Übungsblatt - Concurrent Modifications of SHM

Geändertes Programm

```
procedure total;
var count : integer;
begin
  for count := 1 to n do begin
      sum := sum + 1;
      yield
  end
end;
```

Frage 6.3.d

Welche Ausgabe gibt das Programm bei den Many-to-One oder One-to-One Threadmodellen aus?

Tutorien Übungsblatt - Concurrent Modifications of SHM

Antwort

Many-to-One

$\text{sum} = 50 * \mathbf{t}$

One-to-One

$2 \leq \text{sum} \leq 50 * \mathbf{t}$

Tutorien Übungsblatt - Towards High-Perf. Spinlocks

SMP System mit 4 Prozessoren ($P_1, \ldots, P_4$) mit gemeinsam genutzten Hauptspeicher und getrennten L1- und L2-Caches für jeden Prozessor.
Drei kooperierende Threads $T_1, \ldots, T_3$, deren Arbeitsdaten in den jeweiligen L2-Cache passen, laufen parallel auf den Prozessoren $P_1, \ldots, P_3$.
Die Threads synchronisieren sich mit Hilfe von Spinlocks.
Unabhängig von diesen drei Threads führt Prozessor P_4 ein Schachprogramm aus, dessen Arbeitsdaten nicht in den L2-Cache passen.

Spinlock

```
do
   reg := myThreadId;
   (* atomically exchange shared variable 'spinlock' and reg *)
   swap(&spinlock, reg);
until (reg = 0);
(* critical section *)
spinlock := 0;
```

Tutorien Übungsblatt - Towards High-Perf. Spinlocks

Frage 6.4.a

Weshalb läuft das Schachprogramm erheblich langsamer wenn die Threads T_1 bis T_3 gleichzeitig ausgeführt werden?

Antwort

Nur ein Thread kann gleichzeitig in einem kritischen Abschnitt sein und den Spinlock dazu halten. Die anderen beiden Threads konkurrieren währenddessen um den Zugang zum kritischen Abschnitt. Da beide konkurrierenden Threads lesend und schreibend auf die Spinlock Variable zugreifen werden die (geänderten) Cachezeilen zwischen den Caches der beteiligten Prozessoren hin- und hergeschoben. Dabei entsteht viel Verkehr auf dem Bus, der die Prozessoren gegenseitig und mit dem Hauptspeicher verbindet. Durch diesen Verkehr werden speicherintensive Programme wie das Schachprogramm verlangsamt.

Tutorien Übungsblatt - Towards High-Perf. Spinlocks

Frage 6.4.b

Wie kann man das Programm verändern um die Geschwindigkeit des Schachprogramms nicht zu stark zu verlangsamen?

Antwort

Minimierung der Schreibzugriffe

Wichtig: Auf atomare Swapoperation kann nicht verzichtet werden

Optimierter Spinlock

```
do
   reg := myThreadId;
   (* spinlock can be read from own cache until unlock *)
   while (spinlock != 0) do (* wait *) od
   (* now we got spinlock = 0, try to acquire the lock *)
   swap(&spinlock, reg);
until (reg = 0); (* otherwise another thread was faster... *)
(* critical section *)
spinlock := 0;
```

Tutorien Übungsblatt - Implementing General Semaphores

Frage 6.5

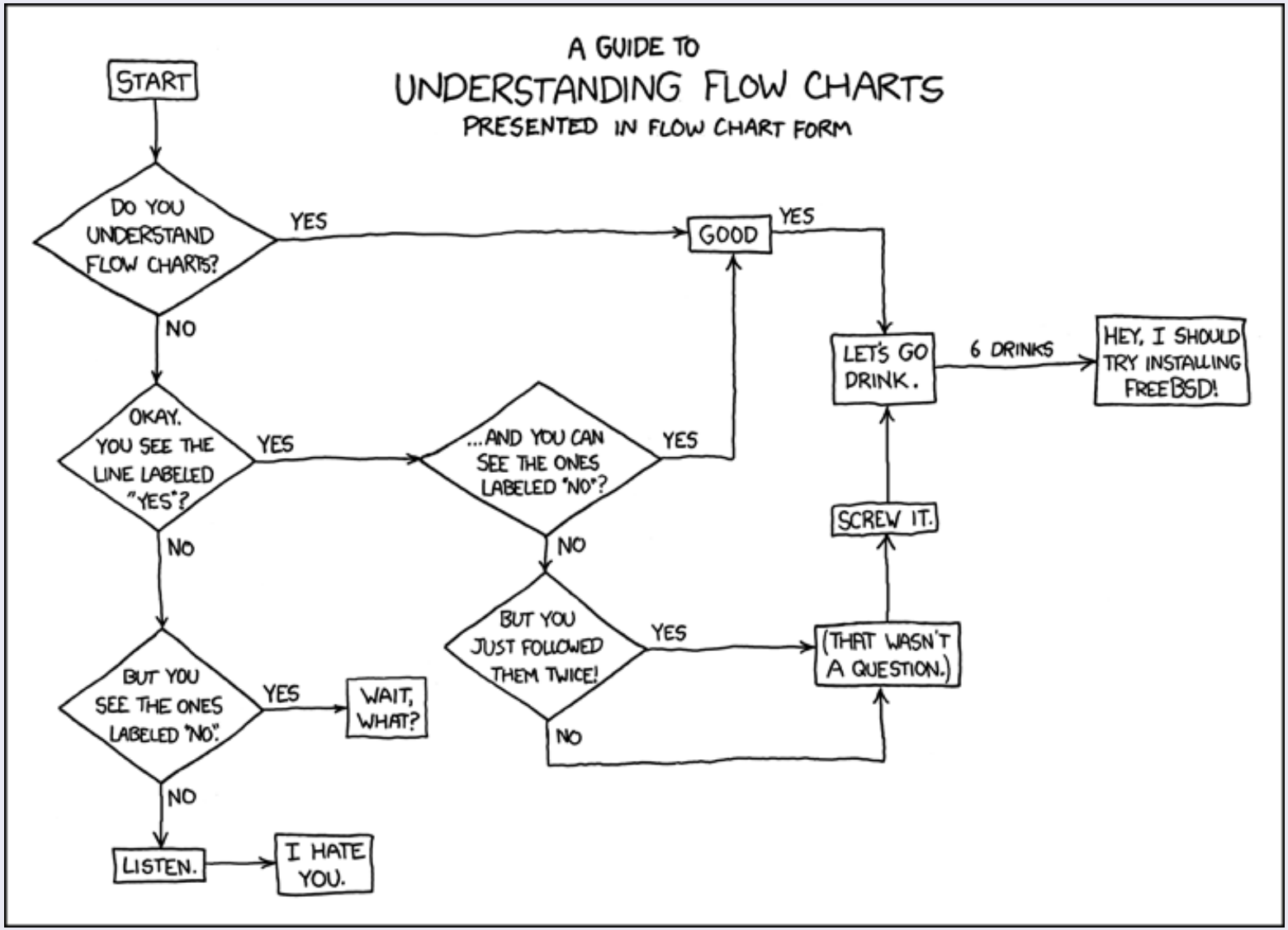
Ist diese Lösung korrekt?

```
procedure c_wait(var s:semaphore)
begin
    b_wait(mutex);
    s := s - 1;
    if (s < 0) then begin
        b_signal(mutex);
        b_wait(delay)
    end else
        b_signal(mutex)
end;

procedure c_signal(var s:semaphore)
begin
    b_wait(mutex);
    s := s + 1;
    if (s <= 0) then b_signal(delay);
    b_signal(mutex)
end;
```

Fragen & Kommentare?

Ende



xkcd: Flow Charts