Skript: Thread Programmierung, HTWK

Gehalten von Prof. Geser im Sommersemester 2016

Lukas Werner Ann Kathrin Hartmann Toni Pohl
Stephan Kemper

22. Mai 2016

Anmerkungen

- Die natürlichen Zahlen $\mathbb{N}$ werden in dieser Veranstaltung ohne die 0 angenommen ($\mathbb{N}\backslash\{0\}$).

Inhaltsverzeichnis

1 Grundbegriffe

1.1 Threads

Prozess Sequentieller Rechenvorgang

sequentiell Alle Rechenschritte laufen nacheinander in einer vorgegebenen Reihenfolge ab.

Thread „leichte“ Variante eines Prozesses

Allgemeine Tendenz:

1. Systemkern möglichst „schlank“ halten
2. Systemkern möglichst selten betreten

Unterschied zu Prozess:

- Kein eigener Speicherbereich
- Üblicherweise nicht vom Systemkern verwaltet („leight-weight process“), vom Systemkern verwaltet

Vorteile:

- Wechsel zwischen Threads weniger aufwändig als Wechsel zwischen Prozessen
- Threads benötigen weniger Speicher
- Man kann viel mehr Threads (≈ 10.000) als Prozesse (≈ 100) laufen lassen.

Nachteil:
Anwendungsprogrammierer muss sich um Verwaltung der Threads kümmern. Viele Programmiersprachen bieten heutzutage Programmbibliotheken für Threads an (Beispiel: *PThread* in C). Wir verwenden in dieser Veranstaltung *Java* als Programmiersprache.

parallel Mehrere Threads laufen gleichzeitig auf verschiedenen Rechnerkernen.

verschränkt (engl. interleaved) Threads laufen abwechselnd je ein Stück weit.

nebeneinander laufend (auch: nebenläufig, engl. concurrent) Mehrere Threads laufen parallel oder miteinander verschränkt.

Auch Mischformen sind möglich.

Unterschied:

Rechenzeit (engl. cpu time) Zeit, die der Prozessor mit Rechnen zubringt.

Bearbeitungszeit (engl. wall clock time) Umfasst auch Wartezeiten.

Amdahlsches Gesetz (Gene Amdahl, 1967):

Wenn eine Aufgabe die Bearbeitungszeit a benötigt und der Anteil $0 \leq p \leq 1$ davon parallelisierbar ist, dann benötigt sie auf n Prozessoren die Bearbeitungszeit

$$a\left(1 - p + \frac{p}{n}\right). \tag{1.1}$$

Beispiel:
$p = \frac{9}{10}$, $n = 100$

Beschleunigung (speed up):

$$\frac{a}{a\left(1 - p + \frac{p}{n}\right)} = \frac{1}{1 - \frac{9}{10} + \frac{9}{1000}} \approx 9,17$$

$$\text{Sogar } \lim_{n \to \infty} \frac{1}{1 - p + \frac{p}{n}} = \frac{1}{1 - p} = 10$$

Fazit: Der nicht-parallelisierbare Anteil dominiert die Bearbeitungszeit.

1.2 Nicht-Determinismus

Nicht-Determinismus (engl. nondeterminism) Das Verhalten eines Systems hat Freiheitsgrade.

Nicht-Determinismus hat zwei Anwendungen:

1. Möglichkeiten des Verhaltens der Systemumgebung zusammenfassen (engl. don't know nondeterminism)

2. Spielraum für Implementierungen vorsehen (engl. don't care nondeterminism)

Hier: System von Threads
Man muss davon ausgehen, dass die Rechenschritte der Threads beliebig miteinander verschränkt sind. Die Reihenfolge der Schritte eines Threads ist durch sein Programm vorgegeben („Programm-Reihenfolge").
Der Zeitplaner (engl. scheduler) legt zur Laufzeit fest, in welcher Reihenfolge die Schritte zweier Threads zueinander ablaufen. Man möchte den Zeitplaner in seiner Entscheidungsfreiheit nicht unnötig einschränken, sondern einen möglichst großen Spielraum lassen.
Man verlangt deshalb, dass das System von Threads korrekt zusammenarbeitet unabhängig davon, wie der Zeitplaner die Verschränkung bildet. Don't know nondeterminism

aus der Sicht des Anwendungsprogrammierers, don't care nondeterminism aus der Sicht des Zeitplaners.

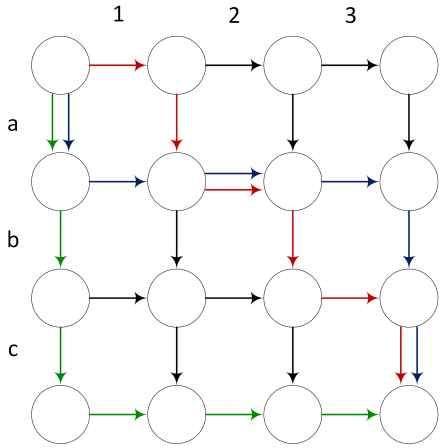
Beispiel:
Thread 1 führt aus: 1 2 3
Thread 2 führt aus: a b c

Beispiele für mögliche Abläufe:

- 1 a 2 b 3 c
- 1 a 2 b 3 c
- 1 a 2 b 3 c

. . .

Mögliche Abläufe visualisiert (Beispiele sind farblich markiert):



Da bei jedem Test der Zeitplaner eine andere Ausführungsreihenfolge (Umstände des Wettrennens, engl. race conditions) wählen kann, ist der Test praktisch nicht reproduzierbar. Wegen der großen Anzahl möglicher Abläufe ist ein systematisches Testen aussichtslos („Zustandsexplosion"). Der Entwickler muss deshalb die Korrektheit seines Programms mathematisch beweisen (verifizieren). Um Flüchtigkeitsfehler und übersehene Spezialfälle auszuschließen, lässt man die Beweise maschinell überprüfen (formale Verifikation).
Threads sind asynchron, d.h. sie laufen mit versch. Geschwindigkeiten. Es treten Wartezeiten auf, deren Zeitpunkt und Dauer nicht vorhersehbar ist, z.B. Laden einer neuen Speicherseite („page fault"), oder ein Zugriff auf den Zwischenspeicher (cache) scheitert.

1.3 Kritische Bereiche

Beispiel:
Zähler `z` wird initialisiert mit 0. Jeder Thread (von z.B. 10.000) addiert 1 zu `z`. `z++` wird vom Compiler sinngemäß so übersetzt:

```
1  int temp = z;
2  temp = temp + 1;
3  z = temp;
```

`z` ist eine gemeinsame Variable (gemeinsamer Speicher, shared memory), `temp` ist eine lokale Variable (temporäre Variable). Jeder Thread hat seine eigene Version von `temp`.

Beispielablauf für 3 Threads T1, T2, T3:

T1		**T2**		**T3**		**z**
Zeile	*temp1*	*Zeile*	*temp2*	*Zeile*	*temp3*	0
1	0					
		1	0			
		2	1			
		3				1
				1	1	
				2	2	
				3		2
2	1					
3						1

Der Wert von `z` sollte am Ende 3 sein. T1, T2, T3 kommen sich gegenseitig in die Quere: Einmischung (interference). Einmischung kann es nur über gemeinsame Variablen geben. Eine Methode, um Einmischung zu verhindern ist die Verwendung von *kritischen Bereichen*.

Kritischer Bereich (auch kritischer Abschnitt, Emil. critical region, critical section)
Programmfragment in dem sich zu jedem Zeitpunkt höchstens ein Thread befindet.

Gegenseitiger Ausschluss (mutual exclusion, exklusives Betriebsmittel) Wenn sich ein Thread in einem kritischen Bereich befindet, dann werden alle anderen Threads davon abgehalten, den kritischen Bereich zu betreten.

Beispiele für exklusive Betriebsmittel:

- Stuhl
- Rechnerkern
- Schreibzugriff auf Speicherblock

- Schreibzugriff auf Bus
- Drucker
- Soundkarte (?)

Beispiel für einen kritischen Bereich:

```
gemeinsam int z = 0; // Deklaration der gem. Var. z
kritisch z {
z++ // kritischer Bereich, nur hier darf auf z zugegriffen werden
}
```

Wenn kritische Bereiche als Sprachmittel gegeben sind, kann der Compiler die korrekte Verwendung derselben überprüfen.
Der kritische Bereich kann von mehreren Threads nicht echt nebeneinander abgearbeitet werden, er wird also von den Threads in einer gewissen Reihenfolge nacheinander abgearbeitet (*Serialisierbarkeit*). Zwischenzustände sind von anderen Threads nicht beobachtbar, weil die gemeinsamen Variablen nur im kritischen Bereich zugreifbar sind. Der kritische Bereich wirkt wie eine einzelne Aktion: er ist *unteilbar* (atomar, engl. atomic).

1.4 Sperren

Sperre (lock) Datenstruktur mit Operationen belegen und freigeben.

erzeugen(l) legt Sperre `l` an und initialisiert `l.frei` mit `false` (`l.frei`: Sperre frei).

belegen(l) wartet solange, bis `l.frei` den Wert `true` hat und setzt es dann auf `false`.

freigeben(l) Setzt `l.frei` auf `true`.

Sperren können verwendet werden, um kritische Bereiche zu implementieren.
Beispiel: Sperre `l` bewacht die gemeinsame Variable `z`.
Programm (HP):

```
Sperre l anlegen mit l.frei = false
Threads anlegen Setze gem. Var. z = 0
freigeben(l)
```

In jedem Thread:

```
0  belegen(l);
1  int temp = z;
2  temp = temp + 1;
3  z = temp;
4  freigeben(l);
```

Paradox: Um kritische Bereiche nutzen zu können, braucht man schon kritische Bereiche. Beispielablauf für 2 Threads:

T1		**T2**		**z**	**l.frei**	**Bemerkung**
Zeile	*temp1*	*Zeile*	*temp2*	0	true	
0					false	
		0				T2 wartet in Zeile 0
1	0	0				
2	1	0				
3		0		1		
4		0			true	
		0			false	Ende der Wartezeit
		1	1			
		2	2			
		3		2		
		4			true	

Sprechweise:

- Thread bewirbt sich für die Sperre (= ruft `belegen(l)` auf)
- Thread besitzt Sperre `l` (= ist im krit. Bereich/hat `belegen(l)` erfolgreich aufgerufen)
- Thread erwirbt die Sperre `l` (= betritt den krit. Bereich), Streit um die Sperre (engl. lock contention)

2 Verifikation

2.1 Zeitliche Abläufe

Vorgeben: Menge A von Aktionen

Ereignis (hier) Paar bestehend aus Aktion und Zeitpunkt
aktion(e), zeit(e) für Ereignis e.

Beispiel: Schlacht bei Isis 333 v. Chr. → Aktion, Zeitpunkt

Idealisierende Annahmen:

1. Alles findet praktisch am selben Ort statt, keine Probleme mit der Lichtgeschwindigkeit (30cm in 1ns).

   Zeit (hier) Newtonsche Zeit, Sie verläuft

   - absolut d.h. unabhängig von Beobachter (sonst: spezielle Relativitätstheorie)
   - stetig, d.h. ohne Sprünge (sonst Quantenmechanik)
   - unbeeinflusst von der Umgebung (sonst: allg. Relativitätstheorie)
   - Zeitpunkt = reale Zahl

2. Ein Ereignis hat die Dauer Null. Einen Zeitraum kann man darstellen durch die Ereignisse "Ende des Zeitraums".

3. Gleichzeitige Ereignisse sind ausgeschlossen, d.h. zwei Ereignisse, die die zur gleichen Zeit stattfinden, sind gleich
   $zeit(e)1 = zeit(e2) \leftrightarrow e1 = e2$

diskreter zeitlicher Ablauf (auch Geschichte) Menge E von Ereignissen, so dass:

1. die Menge der Zeitpunkte E keinen Häufungspunkt hat
2. die Menge der Zeitpunkte von E ein kleinstes Element hat

Sonst: kontinuierliche Vorgänge (reaktive Systeme).
Interessant sind hier nicht die Zeitpunkte selber, sondern nur deren Lage zueinander, d.h. die Reihenfolge der Aktionen. (Wenn dies nicht der Fall ist und Termine eingehalten werden müssen → Echtzeitsystem)

Def: (Leslie Lamport 1978) Ereignis e_1 kommt vor Ereignis e_2 :
$e_1 \rightarrow e_2 \Leftrightarrow \text{zeit}(e_1) < \text{zeit}(e_2)$

Beispiel: Hochmut $\rightarrow$ Fall.
Es gilt: $\rightarrow$ ist irreflexiv, transitiv, total, fundiert (d.h. eine Wohlordnung).
Eine Relation $R \in E \times E$ auf der Menge E heißt

irreflexiv,	falls $\forall e \in E$ gilt: $(e, e) \notin R$
transitiv,	falls $\forall e_1, e_2, e_3 \in E$ gilt: Falls $(e_1, e_2) \in R$ und $(e_2, e_3) \in R$, dann $(e_1, e_3) \in R$.
total,	falls $\forall e_1, e_2 \in E$ gilt: Falls $e_1 \neq e_2$, dann $(e_1, e_2) \in R$ oder $(e_2, e_1) \in R$
fundiert,	falls es keine unendliche Folge $(e_i)_{i \in \mathbb{N}}$ gibt mit $e_i \in E$ für alle $i \in \mathbb{N}$ und $(e_i, e_{i+1}) \in R$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Einschub: R azyklisch, falls es keine endliche Folge $(e_1, ..., e_n)$ gibt mit $(e_1, e_2) \in R, (e_2, e_3) \in R, ..., (e_{n-1}, e_n) \in R, (e_n, e_1) \in R$. Falls R irreflexiv und transitiv ist, dann ist R auch azyklisch.
Für einen nicht-leere Geschichte E sei min E definiert als das kleinste Element von E bezüglich $\rightarrow$, d.h. dasjenige $e \in E$ für das gilt:

$$\forall f \in E \setminus e : e \rightarrow f$$

Tipp: Relation als Graph vorstellen mit Wegen.

- Es existiert kein Weg der Länge 1 zu sich selber.
- Wenn es einen Weg von 1 zu 2 und 2 zu 3 gibt, dann existiert eine Abkürzung von 1 zu 3.
- Es gibt immer Weg von jedem zu jedem Knoten.
- Es existiert kein unendlicher Weg.

Implizite Definition Definition durch eine charakterisierende Eigenschaft.

Wohldefiniertheit der implizierten Definition Es gibt genau ein Objekt, dass die charakterisierende Eigenschaft erfüllt. (Beispiel: „Wurzel von x ist das, was quadriert x ergibt“ ist nicht eindeutig (gar keine Lösung bzw. mehrere))

Wohldefiniertheit von min E gilt, weil R total und E (mindestens) ein kleinstes Element hat ($\mathbb{Z}$ sind z.B. total auf $<$, haben aber kein kleinstes Element).
Das i-te Element aus E (E^i) ist dann für $i \in \mathbb{N}, i \leq |E|$:

$$E^i := \begin{cases} \min\ E & \text{falls } i = 1 \\ (E \setminus \min\ E)^{i-1} & \text{sonst} \end{cases}$$

Auch hier ist Wohldefiniertheit zu zeigen.
Projektion auf eine Menge B von Aktionen („Sicht“):

$$\pi_B(E) := e \in E | aktion(e) \in B$$

Zustand zum Zeitpunkt $t \in R$:

$$z_t(E) := e \in E | zeit(e) \leq t$$

$\rightarrow$ für Zeiträume: Ende von Zeitraum A kommt vor Anfang von Zeitraum B: A $\rightarrow$ B. Es gilt: Für Zeiträume ist $\rightarrow$ *nicht* total! $A \rightarrow B \vee B \rightarrow A \Leftrightarrow A$ und B überlappen nicht (Wenn sich A und B überlappen gilt weder $A \rightarrow B$ noch $B \rightarrow A$).

Prozessalphabet Menge der Aktionen, die der Thread p „sieht“

Gemeinsame Aktionen von p_1 und p_2 $\alpha(p_1) \cap \alpha(p_2)$

Einigkeit (engl. match) Ereignisse mit gemeinsamen Aktionen finden gemeinsam statt:

- (1) $\pi_{\alpha(p_1) \cap \alpha(p_2)}(E_1 \cup E_2 = E_1 \cap E_2$ Gleichwertig zu (1) sind:
- (2) $\pi_{\alpha(p_1) \cap \alpha(p_2)}(E_1 \oplus E_2 = \emptyset$ // symmetrische Differenz: Vereinigung ohne Schnitt
- (3) $\pi_{\alpha(p_1)} = \pi_{\alpha(p_2)}$

E_i **Ereignis von Thread i** Es gilt: $\forall e \in E_i$: aktion$(e) \in \alpha(p_i)$

Faire Mischung $E_1 \cup E_2$

Gemeinsame Ereignisse $\pi_{\alpha(p_i)}(E_1 \cap E_2) = E_i, fri \in 1, 2$, falls sich p_1 und p_2 einig sind. Es gilt: $E_1 \cup E_2$.

2.2 Serielle Abläufe

Wenn man nicht an den Zeitpunkten der Ereignisse interessiert ist, sondern nur an ihrer Lage zueinander, kann man statt einer Ereignismenge auch eine Aktionenfolge als Beschreibungsmittel für einen Ablauf nehmen.
Beispiele: Sei $A = \{a, b\}$. Endliche Folge (a, b, a) kann auch dargestellt werden als Funktion $f : 1, 2, 3 \rightarrow A$ mit $f(x) = \begin{cases} a & \text{falls } x = 1 \vee x = 3 \\ b & \text{sonst} \end{cases}$
Wertetabelle von f:

x	1	2	3
$f(x)$	a	b	c

Unendliche Folge $(a, b, b, a, b, b, ...)$ als Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow A$ mit $f(x) = \begin{cases} a & \text{falls } x \mod 3 = 1 \\ b & \text{sonst} \end{cases}$

A^k k-Tupel von Elementen aus A und
$i \in \mathbb{N} | i \leq k \rightarrow A$ Folgen der Länge k werden miteinander identifiziert.

2.3 Faire Mischung

2.4 Sicherheits- und Liveness-Eigenschaften

2.5 Modellierung

Formel für gegenseitigen Ausschluss kompakter:
$\pi_{Bel \cup Fr}(PRE(x)) \subseteq PRE((BelFr)^*)$
Zugelassen ist z.B. der Ablauf
$bel_1 fr_2 ant_1$
Ausgeschlossen ist z.B. $bel_1 bel_1 fr_2$
Falls $y \leq_{pre} x$ und $x \in X$, dann $y \in PRE(X)$.
$X \subseteq A^*$ ist *abgeschlossen unter Präfixen*, falls $PRE(X) \subseteq X$.
Es gilt: $PRE(X)$ ist abgeschlossen unter Präfixen.
Gegenseitiger Ausschluss mit Formeln der Prädikatenlogik:

$$\forall y \in PRE(x) \cap A^* : 0 \leq \#_{Bel} y - \#_{Fr} y \leq 1$$

$\#_{Bel} y - \#_{Fr} y$	Bedeutung
0	frei
1	belegt

$$\forall i \in \mathbb{N} : Bel_x^i \leq Fr_x^i \leq Bel_x^{i+1}$$
$$\forall k, l \in \mathbb{N}. fr_{i\ x}^k < bel_{j\ x}^l \vee fr_{j\ x}^l < bel_{i\ x}^k$$

Mit Zustandsautomaten:

Lineare temporale Logik

Hier: Lineare temporale Aussagenlogik.
Syntax: Formeln sind aufgebaut mit:

- true, false
- Variablen
- Verknüpfungen $\wedge, \vee, \neg$ (weitere Verknüpfungen können damit definiert werden, z.B. $\Rightarrow, \Leftrightarrow, \oplus$. Endliche Quantoren $\wedge_{i \in M}$ „für alle $i \in M$“, $\vee_{i \in M}$ „es existiert $i \in M$“ mit M endlich.)
- temporale Operatoren
  - $\bigcirc$ „next“ „im nächten Zustand gilt“
  - $\Box$ „always“ „in allen zukünftigen Zuständen gilt“
  - $\diamond$ „eventually“ „in mind. einem zukünftigen Zustand gilt“

Beispiel: „Wer A sagt, muss auch B sagen“

$$\Box(A \Rightarrow B)$$

„Never change a running system“

$$\Box(R \Rightarrow \Box R)$$

gleichwertig: $\Box(R \Rightarrow \bigcirc R)$
Semantik:

σ sei ein serieller Ablauf
j sei eine natürliche Zahl
p sei eine temporal logische Formel

$(\sigma, j) \models p$ „Formel p gilt an Position j des Ablaufs σ“
Das wird rekursiv definiert durch:

$$(\sigma, j) \models p \wedge q :\Leftarrow$$
$$(\sigma, j) \models p \wedge (\sigma, j) \models q$$
usw.
$$(\sigma, j) \models \bigcirc p :\Leftrightarrow (\sigma, j+1) \models p$$
$$(\sigma, j) \models \Box p :\Leftrightarrow \forall k \geq j : (\sigma, k) \models p$$
$$(\sigma, j) \models \diamond p :\Leftrightarrow \exists k \geq j : (\sigma, k) \models p$$

Gegenseitiger Ausschluss mit temporal-logischen Formeln:
Beispiel:

$$z_x :\Leftrightarrow 0 \leq \#_{Bel} x - \#_{Fr} x \leq 1$$

$\Box z$

Kein Verhungern:
$beant_{i\ x} :\Leftrightarrow \#_{ant_i} x > \#_{bel_i} x$
„Thread i hat die Sperre beantragt, aber noch nicht belegt“

a_x soll bedeuten: Aktion a ist im Zustand x soeben ausgeführt worden.

Semantik dazu:

$$(\sigma, j) \models a :\Leftrightarrow \sigma(j) = a$$

$\Box(beant_i \Rightarrow \diamond bel_i)$

3 Synchronisation

3.1 Signale

Synchronisation (hier) Dafür sorgen, dass gewisse Abläufe ausgeschlossen sind. Auch: Koordination.

Signal (auch: Handshake, Meldung, engl. notification) Hinweis an einen anderen Thread, dass er weitermachen kann.

Analogie:

- Startschuss beim Wettlauf
- Staffel beim Staffellauf
- Anschlusszug muss warten
- Becher vor Kaffeezulauf

Ein Signal kann durch eine Sperre implementiert werden:

- signalisieren (auch: melden) = freigeben
- warten = belegen

Das Signal soll garantieren, dass eine gewisse Reihenfolge eingehalten wird.

P1: S1; freigeben(l); P2: belegen(l); S2;

l muss freigegeben worden sein, bevor es wieder belegt werden kann, also findet S1 vor S2 statt.

Durch die Verwendung von Signalen schränkt man die Menge der Abläufe ein.
Nachteil: weniger Parallelität
Extremfall: Nur noch eine Reihenfolge möglich; der Ablauf wird seriell. Abgesehen vom Koordinationsaufwand zu einem seriellen Programm gleichwertig.

3.2 Beispiel: Erzeuger/Verbraucher-Problem, 1. Version

Erzeuger und Verbraucher sind Threads. Der Erzeuger erzeugt Datenblöcke. Der Verbraucher holt die Datenblöcke ab und verarbeitet sie.

Die erzeugten aber noch nicht verbrauchten Datenblöcke werden in einem Puffer (:= Warteschlange) zwischengespeichert.

1. Version: 1 Erzeuger, 1 Verbraucher, Puffer für 1 Datenblock.

Thread erz: Wiederhole herstellen(datenblock); einreihen(puffer, datenblock); Thread verbr: Wiederhole abholen(puffer, datenblock); verarbeiten(datenblock);

Prozedur einreihen(puffer, datenblock):

1. belegen(leer);
2. kopieren(datenblock, puffer); -> kopiert Datenblock in Puffer
3. freigeben(voll);

Prozedur abholen(puffer, datenblock):

4. belegen(voll);
5. kopieren(puffer, datenblock); -> kopiert Puffer in Datenblock

Hauptprogramm (HP):

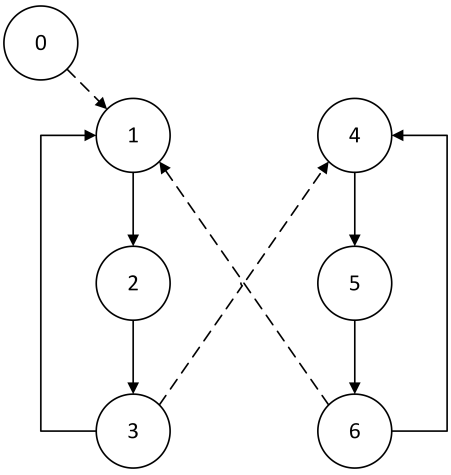
Sperre voll anlegen; -> als belegt

Sperre leer anlegen; -> als belegt

Threads erz und verbr anlegen und laufen lassen;

0. freigeben(leer);

Kausalitätsgraph:



Programmreihenfolge Reihenfolge erzwungen durch Signal

Petri-Netz:

Legende für Petri-Netz: Kreis Platz, Strich Transition, Punkt Token.

Bipartiter Graph: Zwei Sorten von Knoten; Pfeile nur zwischen verschiedenen Knoten-Sorten.

3.3 Semaphore

3.4 Beispiel: Erzeuger/Verbraucher-Problem, 2. Version

3.5 Bedingte kritische Bereiche

3.6 Beispiel: Erzeuger/Verbraucher-Problem, 3. Version

3.7 Wiederbetretbare Sperren

3.8 Leser/Schreiber-Problem

4 Feinkörnige Nebenläufigkeit

4.1 Methoden

4.2 Beispiel: Mengen, grobkörnig

4.3 Beispiel: Mengen, feinkörnig

4.4 Beispiel: Mengen, optimistisch

4.5 Beispiel: Mengen, faul

5 Implementierung

5.1 Atomare Befehle

5.2 Konsenszahlen

5.3 Zwischenspeicher

5.4 Bäckerei-Algorithmus

6 Transactional Memory

6.1 Probleme mit Sperren

6.2 Transaktionen

6.3 Software Transactional Memory (STM)

6.3.1 Transaktionsstatus

6.3.2 Transactional Thread

6.3.3 Zwei Implementierungen

Literaturverzeichnis

[1] Maurice Herlihy, Nir-Shavit: „The Art of Multiprocessor Programming“, Morgan Kaufmann, 2008.

[2] Kalvin Lin, Larry Snyder: „Principles of Parallel Programming“, Addison Wesley.

[3] Greg Andrews: „Concurrent Programming“, Addison Wesley, 1991.

[4] Brian Goetz, u.a.: „Java Concurrency in Practice“, Addison Wesley.