LMU LUDWIG-MAXIMILIANS-UNIVERSITÄT MÜNCHEN

Prinzipien, Modelle und Algorithmen der Nebenläufigen Programmierung
Wintersemester 2019/20

Programmierprimitiven Teil I

Prof. Dr. David Sabel

LFE Theoretische Informatik

Letzte Änderung der Folien: 27. November 2019

Inhalt

Bisher

- Primitive atomare Operationen die durch Hardware implementiert sind
- Lösungen für das Mutual-Exclusion-Problem mit den verschiedenen Primitiven

Jetzt

- „Softwarelösungen“
- Primitive, die durch nebenläufige Programmiersprachen bereit gestellt werden
- und: Anwendungen (klassische Probleme)

Einschub: Threads in Java

- Leichtgewichtige Threads nativ eingebaut (Klasse `Thread`)
- Zwei Ansätze zum Erzeugen von Threads:
  - Unterklasse von `Thread`
  - Über das Interface `Runnable`

Unterklasse von `Thread`

- Wesentliche Methode: `run`
- Wird beim Thread-Start ausgeführt
- Analog zur `main`-Methode in Java

Beispiel:

```
class EinThread extends Thread {
    public void run() {
        System.out.println("Hallo vom Thread " + this.getId());
    }

}

public class Main {
     public static void main(String args[]) {
          for (int k = 1; k <= 10; k++) {
                (new EinThread()).start();
             }
     }
}
```


Interface `Runnable`

- Methode `run` muss implementiert werden
- Aber keine Unterklasse von `Thread`
- stattdessen: Objekt dem Konstruktor von `Thread` übergeben

```
class EinThread implements Runnable {
  public void run() {
    System.out.println("Hallo vom Thread " +
                       (Thread.currentThread()).getId());
    }
}

public class Main {
  public static void main(String args[]) {
    for (int k = 1; k <= 10; k++) {
      (new Thread(new EinThread())).start();
    }
  }
}
```


Warten

- Methode der Klasse `Thread`: `sleep`(Millisekunden)
- Muss InterruptedException abfangen

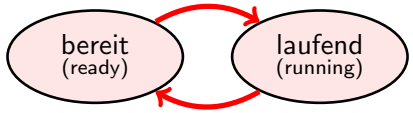
```
class EinThread implements Runnable {
  public void run() {
    long myThreadId = (Thread.currentThread()).getId();
      try { (Thread.currentThread()).sleep(myThreadId*100);}
      catch (InterruptedException e) { };
        System.out.println("Hallo vom Thread " + myThreadId);
    }
}
public class Main {
public static void main(String args[]) {
  for (int k = 1; k <= 10; k++) {
     (new Thread(new EinThread())).start();
   }
  }
}
```

Volatile Variablen

- Der Qualifier `volatile` für Variablen kennzeichnet eine Variable auf die verschiedene Threads zugreifen
- Die Java VM sichert dann zu, dass Werte der Variablen nicht gecacht werden, sondern es „einen Wert“ im Hauptspeicher gibt
- Kein Synchronisationsmechansimus oder Schutz vor gleichzeitigem Zugriff!

Prozessmodell (1)

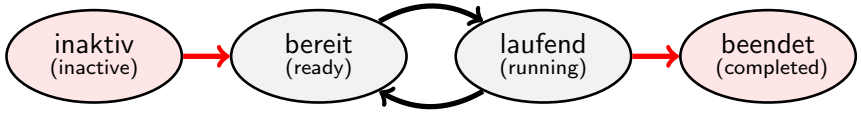
Prozesse P haben einen Zustand P.state:



- laufend/running: Prozess führt Schritte aus
- bereit/ready: Prozess will Schritte ausführen, darf aber nicht
- Mind. ein Prozess läuft immer (z.B. Leerlaufprozess)
- Scheduler führt Context-Switch aus: bereite Prozesse werden zu laufenden, und umgekehrt
- Fairness: Jeder bereite Prozess wird nach endlich vielen Schritten laufend

Prozessmodell (2)

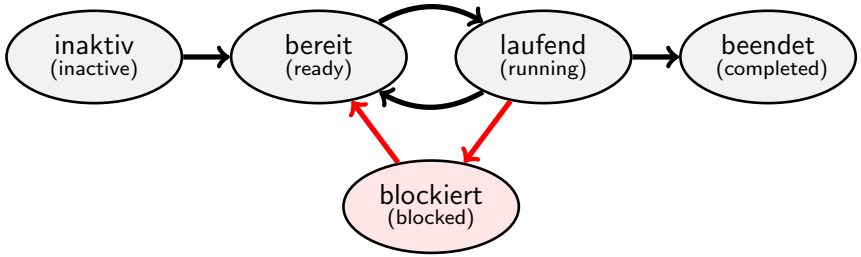
Prozesse P haben einen Zustand P.state:



- inaktiv: noch nicht bereit (z.B. Code wird geladen)
- beendet/completed: Prozess terminiert

Prozessmodell (3)

Prozesse P haben einen Zustand P.state:



- blockiert: Prozess darf keine Schritte ausführen
- Blockieren / Entblockieren durch Programmbefehle, nicht durch Scheduler

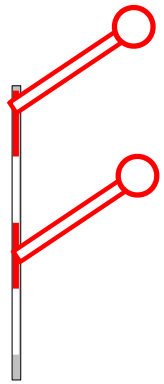
Semaphore

Begriffsherkunft:

Semaphor =
Mechanischer Signalgeber im Bahnverkehr

In der Informatik:

Abstrakter Datentyp mit Operationen



Semaphor S

Attribute (i.a.):

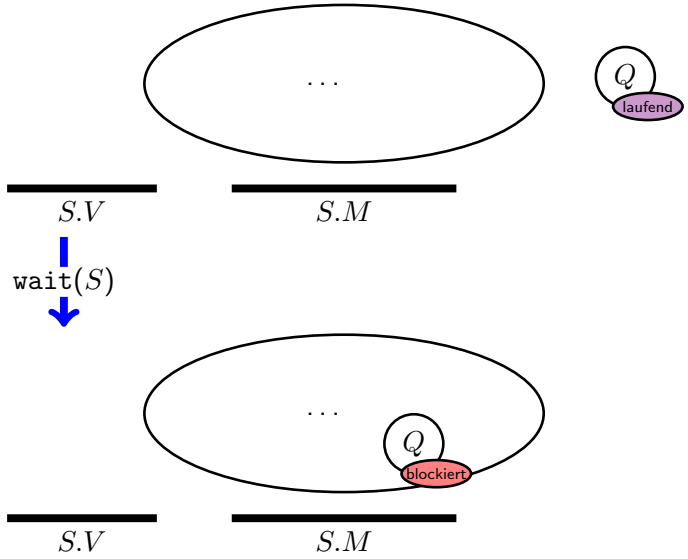
- V = Nicht-negative Ganzzahl
- M = Menge von Prozessen

Schreibweise für Semaphor S: $S.V$ und $S.M$

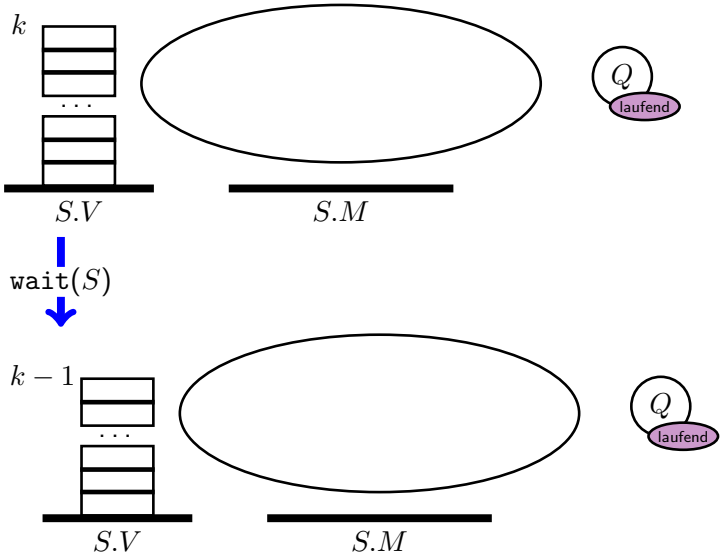
Operationen:

- `newSem`(k): Erzeugt neuen Semaphor mit $S.V = k$ und $S.M = \emptyset$
- `wait`(S) (alternativ: `P`(S) (Dijkstra, prolaag (Kunstwort, anstelle von verlaag (niederl. erniedrige) oder `down`(S))
- `signal`(S) (alternativ: `V`(S) (Dijkstra, verhoog (niederl. erhöhe)) oder `up`(S))
- werden atomar ausgeführt
- aus Sicht des Programmieres, d.h.
- Programmiersprache sorgt für „richtige“ Implementierung

Semaphor: Wait von Prozess Q, wenn $S.V = 0$



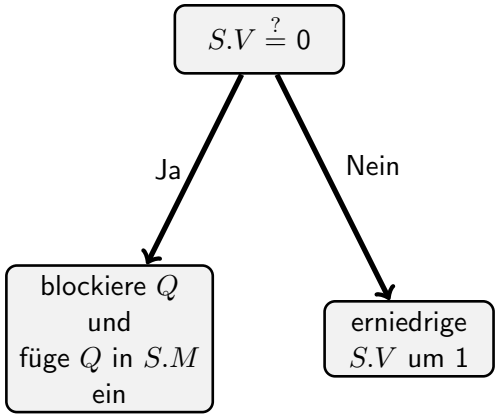
Semaphor: Wait von Prozess Q, wenn $S.V > 0$



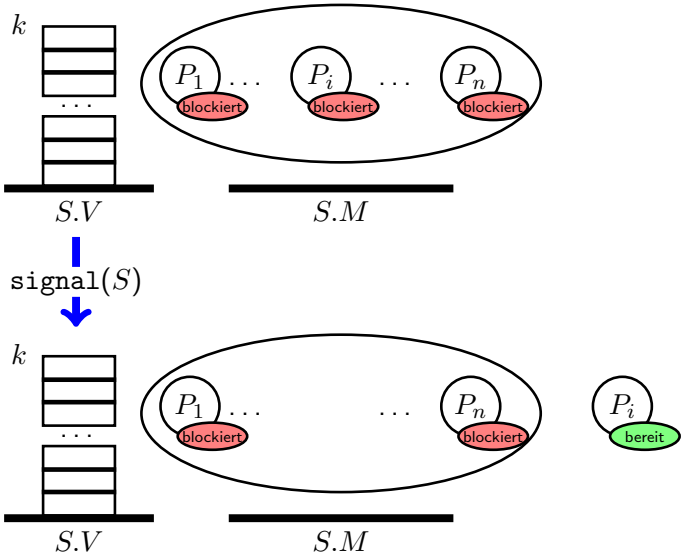
wait(S)

Sei Q der aufrufende Prozess:

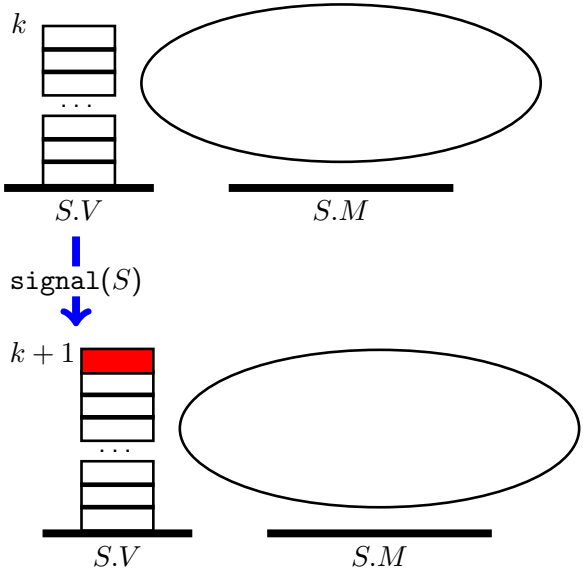
```
procedure wait(S)
  if S.V > 0 then
     S.V := S.V − 1;
  else
     S.M := S.M ∪ {Q};
     Q.state := blocked;
```



Semaphor: Signal, wenn $S.M \neq \emptyset$

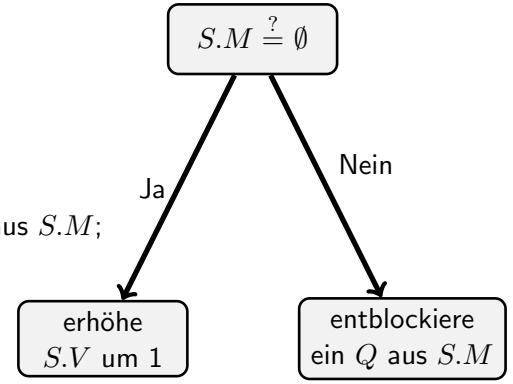


Semaphor: Signal, wenn $S.M = \emptyset$



signal(S)

```
procedure signal(S)
  if S.M = ∅ then
     S.V := S.V + 1;
  else
     wähle ein Element Q aus S.M;
     S.M := S.M \ {Q};
     Q.state := ready;
```



Invarianten

Nach Ausführung jeder Auswertungsfolge $\mathcal{P}$ gilt für ein mit k initialisierten Semaphor S

- $S.V \geq 0$
- $S.V = k + |S.M| + \#_{signal}(S, \mathcal{P}) - \#_{wait}(S, \mathcal{P})$

-1			$+1$	`wait`(S)
	$+1$		$+1$	
$+1$		$+1$		`signal`(S)
	-1	$+1$		

wobei

- $\#_{signal}(S, \mathcal{P})$ = Anzahl `signal`-Operationen in $\mathcal{P}$
- $\#_{wait}(S, \mathcal{P})$ = Anzahl `wait`-Operationen in $\mathcal{P}$

Binäre Semaphore

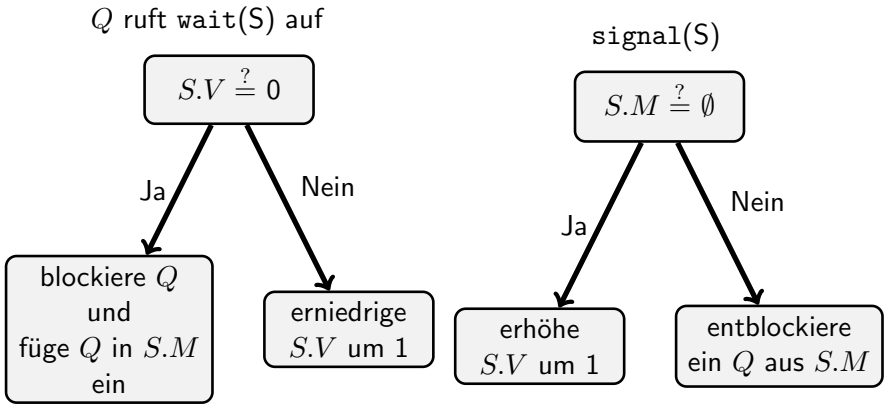
- bisher: Generelle Semaphore
- bei Binären Semaphore: $0 \leq S.V \leq 1$
- `wait` unverändert
- `signal` darf nicht beliebig erhöhen:

```
procedure signal(S)
  if S.V = 1 then
     undefined
  else if S.M = ∅ then
          S.V := 1
       else
          wähle ein Element Q aus S.M;
          S.M := S.M \ {Q};
          Q.state := ready;
```


Binäre Semaphore (2)

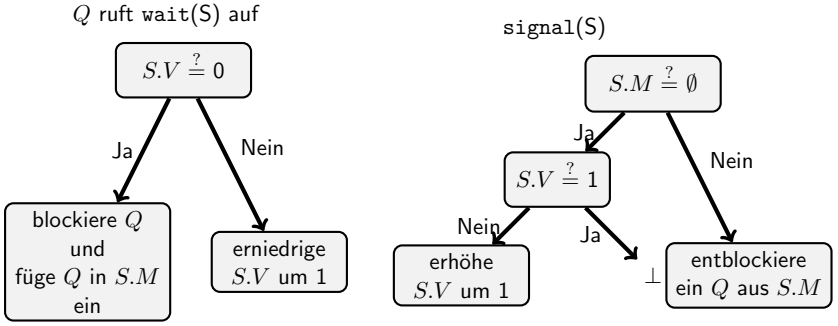
- werden in Programmiersprachen oft als mutex bezeichnet
- Invarianten gelten weiterhin, wenn vor jedem `signal` ein zugehöriges `wait` ausgeführt wird

Zusammenfassend nochmal: Semaphor



Zusammenfasend: Binärer Semaphor

V nur 0 oder 1



Mutual-Exclusion mit binärem Semaphor

Initial: S sei ein binärer Semaphor, initialisiert mit 1

Programm des i. Prozesses

```
loop forever
(P1)  restlicher Code
(P2)  wait(S)
(P3)  Kritischer Abschnitt
(P4)  signal(S)
end loop
```


Korrektheit des Algorithmus

Theorem

Der Algorithmus garantiert wechselseitigen Ausschluss und ist Deadlock-frei.

Beweis: Mutual-Exclusion

- $\#_{KA}(\mathcal{P})$ = Anzahl von Prozessen im KA, nach Ausführung von $\mathcal{P}$
- $\#_{KA}(\mathcal{P}) = \#_{wait}(S, \mathcal{P}) - \#_{signal}(S, \mathcal{P}) - |S.M|$
- Mit Invariante $S.V = k + |S.M| + \#_{signal}(S, \mathcal{P}) - \#_{wait}(S, \mathcal{P})$ ergibt das

$$\begin{aligned} \#_{KA}(\mathcal{P}) + S.V &= \#_{wait}(S, \mathcal{P}) - \#_{signal}(S, \mathcal{P}) - |S.M| \\ &\quad + k + |S.M| + \#_{signal}(S, \mathcal{P}) - \#_{wait}(S, \mathcal{P}) \\ &= k \end{aligned}$$

- Da $k = 1$ muss gelten: $\#_{KA}(\mathcal{P}) \leq 1$ (d.h. wechsels. Ausschluss)

Korrektheit des Algorithmus (2)

Theorem

Der Algorithmus garantiert wechselseitigen Ausschluss und ist Deadlock-frei.

Beweis: Deadlock-Freiheit

- $\mathcal{P}$ = unendlich lange Auswertungsfolge, so dass Deadlock aufritt
- $\mathcal{P}_1$ = Präfix von $\mathcal{P}$ so dass ab $\mathcal{P}_1$:
  - Kein Prozess im KA, d.h. $\#_{KA}(\mathcal{P}_1) = 0$
  - Mind. ein Prozess P wartet (ist blockiert), d.h. $S.V = 0$ und $P \in S.M$
- Unmöglich, da $\#_{KA}(\mathcal{P}_1) + S.V = 1$

Weitere Eigenschaften

- Bei maximal 2 Prozessen: Algorithmus ist Starvation-frei.
- Bei mehr Prozessen: nicht Starvation-frei:

$S.V$	$S.M$	Prozess 1	Prozess 2	Prozess 3
1	$\emptyset$	rest. Code	rest. Code	rest. Code
1	$\emptyset$	`wait`(S)	rest. Code	rest. Code
0	$\emptyset$	Krit. Abschnitt	`wait`(S)	rest. Code
0	$\{2\}$	Krit. Abschnitt	(blockiert)	`wait`(S)
0	$\{2,3\}$	Krit. Abschnitt	(blockiert)	(blockiert)
0	$\{2,3\}$	`signal`(S)	(blockiert)	(blockiert)
0	$\{3\}$	rest. Code	Krit. Abschnitt	(blockiert)
0	$\{1,3\}$	`wait`(S)	Krit. Abschnitt	(blockiert)
0	$\{1,3\}$	(blockiert)	`signal`(S)	(blockiert)
0	$\{3\}$	Krit. Abschnitt	rest. Code	(blockiert)
0	$\{3\}$	Krit. Abschnitt	`wait`(S)	(blockiert)
0	$\{2,3\}$	Krit. Abschnitt	(blockiert)	(blockiert)

Weitere Arten von Semaphore

- Bisherige Semaphore: schwacher Semaphor, da Auswahl des zu entblockierenden Prozesses beliebig.
- Starker Semaphor: FIFO-Reihenfolge

Queue / Liste $S.L$ statt Menge $S.M$

```
procedure wait(S)
  if S.V > 0 then
     S.V := S.V − 1;
  else
     S.L := append(S.L, P);
     P.state := blocked;
```

```
procedure signal(S)
  if isEmpty(S.L) then
     S.V := S.V + 1;
  else
     Q := head(S.L);
     S.L := tail(S.L);
     Q.state := ready;
```

- Mit starkem Semaphor: Algorithmus ist Starvation-frei & erfüllt FIFO-Eigenschaft

Weitere Arten von Semaphore (2)

- Unfaire bzw. Busy-Wait Semaphore
- gar keine Eigenschaft, wann ein Prozess entblockiert wird
- blockiert = busy-waiting

Keine $S.M$ Komponente, nur $S.V$

```
procedure wait(S)
  await S.V > 0;
  S.V := S.V − 1;
```

```
procedure signal(S)
  S.V := S.V + 1;
```

- Algorithmus selbst bei 2 Prozessen nicht Starvation-frei.

Semaphore in Java

- Im Package `java.util.concurrent` ist die Klasse `Semaphore` definiert.
- Konstruktor `Semaphore`(i) initialisiert den Semaphor mit Wert i
- Negatives i erlaubt
- `wait` heißt `acquire`
- `signal` heißt `release`
- Exceptions können auftreten und müssen abgefangen werden (bei `acquire` Interrupted Exception)
- zweiter Konstruktor `Semaphore`$(i$,fair$)$
  - i = initialer Wert
  - fair = Boolescher Wert. Wenn falsch, dann busy-wait Semaphor, sonst starker Semaphor

Beispiel aus Ben-Ari Buch

```
import java.util.concurrent.Semaphore;
class CountSem extends Thread {
  static volatile int n = 0; // globale atomare Variable
  static Semaphore s = new Semaphore(1);

  public void run() {
    int temp;
    for (int i = 0; i < 10; i++) {
      try {
        s.acquire();
      }
      catch (InterruptedException e) {}
      temp = n;
      n = temp + 1;
      s.release();
    }
  }
...
```


Beispiel aus Ben-Ari Buch (2)

```
...
  public static void main(String[] args) {
      CountSem p = new CountSem();
      CountSem q = new CountSem();
      p.start(); // startet Thread p
      q.start(); // startet Thread q
      try {
        p.join();// wartet auf Terminierung von Thread p
        q.join();// wartet auf Terminierung von Thread q
      }
      catch (InterruptedException e) { }
      System.out.println("The value of n is " + n);
    }
}
```


Im Folgenden:

Anwendungsbeispiele, Problemlösungen mit Semaphore

Koordination - Beispiel: Merge-Sort
Erzeuger / Verbraucher: Infinite / bounded Buffer
Speisende Philosophen
The Sleeping Barber
Cigarette Smoker's Problem
Reader & Writers

Mergesort: Koordination der Reihenfolge

- Parallelisierung von Mergesort:
- Teile Eingabe in 2 Hälften
- Sortiere beide Hälften (rekursiv) nebenläufig
- Mische anschließend das Ergebnis

Problem: Mische erst nachdem die beiden Hälften fertig sortiert sind.

Mergesort mit binären Semaphore

Initial: left, right: Binärer Semaphor mit 0 initialisiert

merge-Prozess:
(1) `wait`(left);
(2) `wait`(right);
(3) merge

Prozess für linke Hälfte
(1) sortiere linke Hälfte;
(2) `signal`(left);

Prozess für rechte Hälfte
(1) sortiere rechte Hälfte;
(2) `signal`(right);

Achtung: 2 Semaphore pro Rekursionsschritt!

Erzeuger / Verbraucher

- Erzeuger: Produziert Daten
- Verbraucher: Konsumiert Daten
- Beispiel: Tastatur / Betriebssystem usw.

Austausch über Puffer:

- Queue / Liste
- Erzeuger schreibt hinten auf die Liste
- Verbraucher konsumiert vorne von der Liste
- 2 Varianten: unendlich lange Liste (infinite buffer) / begrenzter Platz (bounded buffer)

Erzeuger / Verbraucher mit infinite Buffer

Anforderungen:

- Lesen / Schreiben auf den Puffer sicher (atomar)
- Verbraucher braucht Schutz für den Fall, dass der Puffer leer ist

Erzeuger / Verbraucher mit infinite Buffer (2)

Initial: notEmpty: Genereller Semaphor, initialisiert mit 0
mutex: Binärer Semaphor, initialisiert mit 1
l: Liste

Erzeuger (erzeugt e)
(1) erzeuge e;
(2) `wait`(mutex);
(3) l := append(l,e);
(4) `signal`(notEmpty);
(5) `signal`(mutex);

Verbraucher (verbraucht e)
(1) `wait`(notEmpty);
(2) `wait`(mutex);
(3) e := head(l);
(4) l := tail(l);
(5) `signal`(mutex);
(6) verbrauche e;

Liste am Anfang leer $\implies$ Invariante: notEmpty.V = length(l)

Infinite Buffer mit Semaphore in Java

```
import java.util.concurrent.Semaphore;
import java.util.LinkedList;
import java.util.Random;

class InfBuffer<V> {
 Semaphore notEmpty = new Semaphore(0);
 Semaphore mutex    = new Semaphore(1);
 LinkedList<V> buffer = new LinkedList<V>();

 public void produce(V elem) {
      try {mutex.acquire();} catch (InterruptedException e) {};
      buffer.add(elem);
      notEmpty.release();
      printBuf(); // Ausgabe zum Debuggen
      mutex.release();
 }
 public V consume() {
      try {notEmpty.acquire();} catch (InterruptedException e) {};
      try {mutex.acquire();} catch (InterruptedException e) {};
      V e = buffer.removeFirst();
      printBuf(); // Ausgabe zum Debuggen
      mutex.release();
      return e;
 }
}
```


Infinite Buffer mit Semaphore in Java (2)

```
class Producer extends Thread {
  static Random generator = new Random();
  InfBuffer<Integer> buff;
  Integer number;

  Producer(InfBuffer<Integer> b, Integer i) {
     buff = b;
     number = i;
  }

  public void run() {
    for (int i = 1; i <= 10; i++) {
      try {(Thread.currentThread()).sleep(Math.abs(generator.nextInt()%1000));}
       catch (InterruptedException e) { };
      buff.produce(i);
      PrintSem.print("Producer " + number + ": " + i + " produziert");
    }
  }
}
```


Infinite Buffer mit Semaphore in Java (3)

```
class Consumer extends Thread {
  static Random generator = new Random();
  InfBuffer<Integer> buff;
  Integer number;

  Consumer(InfBuffer<Integer> b,Integer i) {
     buff = b;
     number = i;
 }

  public void run() {
    for (int i = 1; i <= 50; i++)  {
      try {Thread.currentThread().sleep(Math.abs(generator.nextInt()%1000));}
       catch (InterruptedException e) { };
      Integer e = buff.consume();
      PrintSem.print("Consumer " + number + ": " + e + " konsumiert");
     }
    }
 }
```


Infinite Buffer mit Semaphore in Java (4)

```
final class PrintSem {
 static Semaphore mutex = new Semaphore(1);
 static void print(String str) {
        try {mutex.acquire();} catch (InterruptedException e) {};
        System.out.println(str);
        mutex.release();
 }
}

class Main {
public static void main(String[] args) {
      InfBuffer<Integer> b = new InfBuffer<Integer>();
      for (int i=1; i <= 50; i++) {
        Producer q = new Producer(b,i);
        q.start();
       }
      for (int i=1; i <= 10; i++) {
        Consumer q = new Consumer(b,i);
        q.start();
       }
      while (true) {} // Endlosschleife
    }
}
```

Erzeuger / Verbraucher mit bounded Buffer

Anforderungen:

- Lesen / Schreiben auf den Puffer sicher (atomar)
- Verbraucher braucht Schutz für den Fall, dass der Puffer leer ist
- Erzeuger braucht Schutz für den Fall, dass der Puffer voll ist

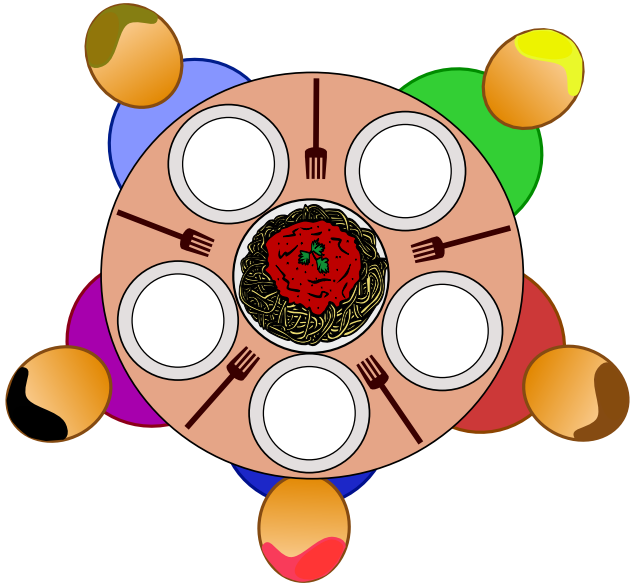
Erzeuger / Verbraucher mit bounded Buffer (2)

Initial: notEmpty: Genereller Semaphor, initialisiert mit 0
notFull: Genereller Semaphor, initialisiert mit N
mutex: Binärer Semaphor, initialisiert mit 1
l: Liste

Erzeuger (erzeugt e)	Verbraucher (verbraucht e)
(1) erzeuge e;	(1) `wait`(notEmpty);
(2) `wait`(notFull);	(2) `wait`(mutex);
(3) `wait`(mutex);	(3) e := head(l);
(4) l := append(l,e);	(4) l := tail(l);
(5) `signal`(notEmpty);	(5) `signal`(notFull);
(6) `signal`(mutex);	(6) `signal`(mutex);
	(7) verbrauche e;

Invariante: notEmpty.V + notFull.V $= N$
„(notEmpty,notFull) = Split-Semaphor“

Speisende Philosophen



Speisende Philosophen (2)

Situation

- Philosoph denkt oder isst Spaghetti, abwechselnd
- Philosoph braucht beide Gabeln zum Essen
- Philosoph nimmt Gabeln nacheinander

Anforderungen:

- Kein Deadlock: Irgendein Philosoph kann nach endlicher Zeit immer essen
- Kein Verhungern: Jeder Philosoph isst nach endlicher Zeit

Modellierung:

- Philosophen durchnummeriert $i \in \{1, \ldots, N\}$
- Gabel = Binärer Semaphor
- linke Gabel: gabel[i], rechte Gabel: gabel[i+1] (modulo N)

Philosophen: Versuch 1

Initial alle Gabeln mit 1 initialisiert

Philosoph i

```
loop forever
(1)  Philosoph denkt;
(2)  wait(gabel[i]); // linke Gabel
(3)  wait(gabel[i+1]);// rechte Gabel
(4)  Philosoph isst
(5)  signal(gabel[i + 1]);
(6)  signal(gabel[i]);
end loop
```


Beispiel

Philosoph 1	Philosoph 2	Philosoph 3
wait(gabeln[1]) „hat linke Gabel“		
	wait(gabeln[2]) „hat linke Gabel“	
		wait(gabeln[3]) „hat linke Gabel“
wait(gabeln[2]) blockiert		
	wait(gabeln[3]) blockiert	
		wait(gabeln[1]) blockiert

Deadlock möglich: Alle haben die linke Gabel, keiner die rechte!

Philosophen: Versuch 2

Initial alle Gabeln mit 1 initialisiert
mutex: Binärer Semaphor, mit 1 initialisiert

Philosoph i

```
loop forever
(1)  Philosoph denkt;
(2)  wait(mutex);
(3)  wait(gabel[i]); // linke Gabel
(4)  wait(gabel[i+1]);// rechte Gabel
(5)  Philosoph isst
(6)  signal(gabel[i+1]);
(7)  signal(gabel[i]);
(8)  signal(mutex);
end loop
```

Deadlock-frei, aber Starvation möglich: Ein Philosoph wird immer wieder überholt. Zudem schlecht: Nur ein Philosoph isst gleichzeitig

Philosophen: Versuch 3

Initial alle Gabeln mit 1 initialisiert
raum: genereller Semaphor, mit $N - 1$ initialisiert

Philosoph i

```
loop forever
(1)  Philosoph denkt;
(2)  wait(raum);
(3)  wait(gabel[i]); // linke Gabel
(4)  wait(gabel[i+1]);// rechte Gabel
(5)  Philosoph isst
(6)  signal(gabel[i+1]);
(7)  signal(gabel[i]);
(8)  signal(raum);
end loop
```

raum lässt immer nur maximal $N - 1$ Philosophen gleichzeitig an die Gabeln

Deadlock und Starvation-frei

Philosophen: Versuch 4

Initial alle Gabeln mit 1 initialisiert

Philosoph i, $i < N$

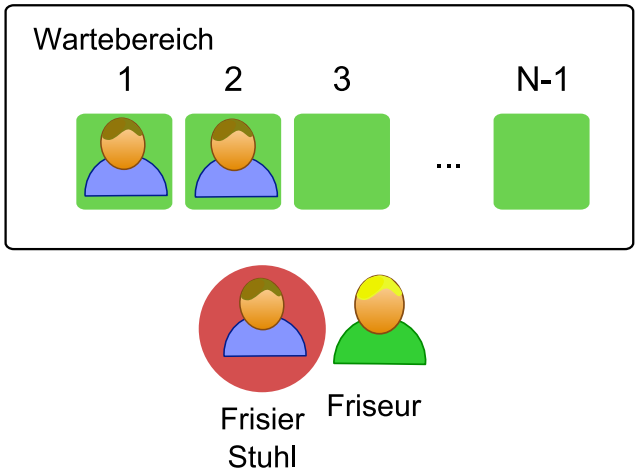
```
loop forever
(1)  Philosoph denkt;
(2)  wait(gabel[i]); // linke Gabel
(3)  wait(gabel[i+1]);// rechte Gabel
(4)  Philosoph isst
(5)  signal(gabel[i]+1);
(6)  signal(gabel[i]);
end loop
```

Philosoph N

```
loop forever
(1)  Philosoph denkt;
(2)  wait(gabel[i+1]); // rechte Gabel
(3)  wait(gabel[i]);// linke Gabel
(4)  Philosoph isst
(5)  signal(gabel[i]);
(6)  signal(gabel[i+1]);
end loop
```

Deadlock und Starvation-frei

The Sleeping Barber



The Sleeping Barber

Situation:

- Friseur mit $N - 1$ Warteplätzen und ein Frisierplatz
- Wenn Kunde da, wird er frisiert
- Wenn keine Kunde da ist, dann schläft Friseur, nächster Kunde weckt ihn
- Wenn Frisierplatz belegt, dann setzt sich Kunde auf Warteplatz
- Wenn alle Warteplätze belegt, dann geht Kunde sofort wieder.

Lösung zum Sleeping Barber Problem

Initial: wartend: atomares Register, am Anfang 0
kunden: genereller Semaphor, am Anfang 0
mutex: binärer Semaphor, am Anfang 1
synch,friseur: binärer Semaphor am Anfang 0

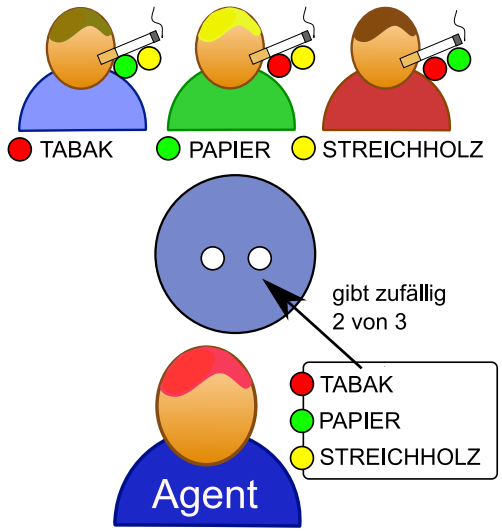
Friseur

```
loop forever
schlafe, solange keine Kunden:
(1)  wait(kunden);
(2)  wait(mutex);
(3)  wartend := wartend -1;
nehme nächsten Kunden:
(4)  signal(friseur);
(5)  signal(mutex);
(6)  schneide Haare;
warte, bis Kunde Laden verlässt:
(7)  wait(synch);
end loop
```

Kunde

```
(1)  wait(mutex);
(2)  if wartend < N then
(3)      wartend := wartend + 1;
Wecke Friseur (bzw. erhöhe Kunden):
(4)      signal(kunden);
(5)      signal(mutex);
Warte bis Friseur bereit:
(6)      wait(friseur);
(7)      erhalte Frisur;
verlasse Laden:
(8)      signal(synch);
gehe sofort
(9)  else signal(mutex);
```

Cigarette Smoker's Problem



Cigarette Smoker's Problem (2)

Problem-Beschreibung:

- 4 Personen: 3 Raucher, 1 Agent
- Zum Rauchen einer Zigarette werden benötigt: Tabak, Papier, Streichhölzer
- Die Raucher haben jeweils nur eine der Zutaten (unendlich viel davon)
- Der Agent hat alle drei
- Der Agent legt 2 der 3 Zutaten auf den Tisch
- Der Raucher der die dritte Zutat hat nimmt die zwei weiteren und raucht.
- Problem: Synchronisiere Raucher und Agenten

Cigarette Smoker's Problem (3)

Modellierung durch 4 binäre Semaphore für den Agenten

- S[1] (Tabak), S[2] (Papier), S[3] (Streichholz): gibt an, ob Zutat auf dem Tisch liegt (initial 0)
- agent gibt an ob der Agent Zutaten legt, oder warten muss (initial 1)
- Programm des Agenten schon gegeben:

```
loop forever
 (1)  wähle i und j zufällig aus {1,2,3};
 (2)  wait(agent);
 (3)  signal(S[i]);
 (4)  signal(S[j]);
end loop
```


Cigarette Smoker's Problem: Versuch 1

Raucher mit Tabak

```
loop forever
 (1)  wait(S[2]);
 (2)  wait(S[3]);
 (3)  "rauche";
 (4)  signal(agent);
end loop
```

Raucher mit Papier

```
loop forever
 (1)  wait(S[1]);
 (2)  wait(S[3]);
 (3)  "rauche";
 (4)  signal(agent);
end loop
```

Raucher mit Streichholz

```
loop forever
 (1)  wait(S[1]);
 (2)  wait(S[2]);
 (3)  "rauche";
 (4)  signal(agent);
end loop
```

Agent: Tabak und Papier (signal(S[1]) + signal(S[2]))

S[1].V	S[2].V	S[3].V
10	10	0

DEADLOCK!

Cigarette Smoker's Problem: Versuch 2

NEU: R[i], i = 1,...6, bin. Sem. (inital 0),
mutex: bin. Sem. (initial 1),
t: atom. Register (initial 0)

Helfer (Tabak)
```
loop forever
 (1)  wait(S[1]);
 (2)  wait(mutex);
 (3)  t := t+1;
 (4)  if t ≠ 1 then
 (5)    signal(R[t]);
 (4)  signal(mutex);
end loop
```

Helfer (Papier)
```
loop forever
 (1)  wait(S[2]);
 (2)  wait(mutex);
 (3)  t := t+2;
 (4)  if t ≠ 2 then
 (5)    signal(R[t]);
 (4)  signal(mutex);
end loop
```

Helfer (Streichholz)
```
loop forever
 (1)  wait(S[3]);
 (2)  wait(mutex);
 (3)  t := t+4;
 (4)  if t ≠ 4 then
 (5)    signal(R[t]);
 (4)  signal(mutex);
end loop
```

Raucher mit Tabak
```
loop forever
 (1)  wait(R[6]);
 (2)  t := 0;
 (3)  "rauche";
 (4)  signal(agent);
end loop
```

Raucher mit Papier
```
loop forever
 (1)  wait(R[5]);
 (2)  t := 0;
 (3)  "rauche";
 (4)  signal(agent);
end loop
```

Raucher mit Streichholz
```
loop forever
 (1)  wait(R[3]);
 (2)  t := 0;
 (3)  "rauche";
 (4)  signal(agent);
end loop
```


Der richtige Raucher wird geweckt ...

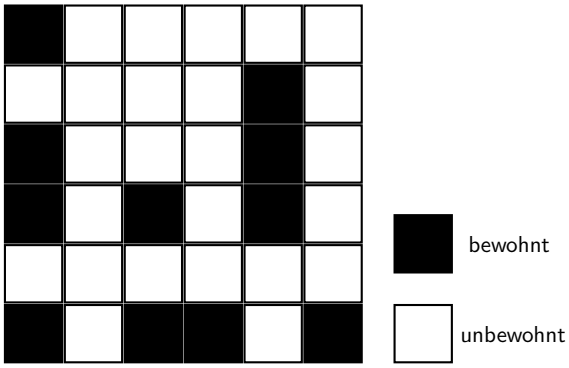
Zutaten auf dem Tisch	erster Helfer	zweiter (=weckender) Helfer	Wert von t	geweckter Raucher
Tabak & Papier	(Tabak)	(Papier)	1+2 = 3	R[3] (=Streichh.)
Tabak & Papier	(Papier)	(Tabak)	2+1 = 3	R[3] (=Streichh.)
Tabak & Streichh.	(Tabak)	(Streichh.)	1+4 = 5	R[5] (=Papier)
Tabak & Streichh.	(Streichh.)	(Tabak)	4+1 = 5	R[5] (=Papier)
Papier & Streichh.	(Papier)	(Streichh.)	2+4 = 6	R[6] (=Tabak)
Papier & Streichh.	(Streichh.)	(Papier)	4+2 = 6	R[6] (=Tabak)

Barrieren

- Manche Algorithmen erfordern "Phasen"
- D.h.: Die Prozesse führen Berechnungen durch, aber an einem Schritt warten alle Prozesse aufeinander
- Erst wenn alle an dieser Stelle angekommen sind, dürfen die Prozesse weiter rechnen
- Ähnlich war es beim Mergesort-Beispiel, dort wartet allerdings nur ein Prozess auf zwei weitere

Anwendungsbeispiel: Game of Life

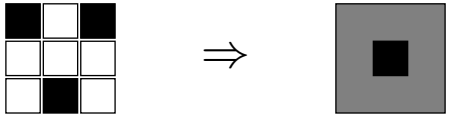
Spielfeld von Conways Game of Life: $N \times N$-Matrix



Ziel: Berechne immern die nächste Generation aus der aktuellen

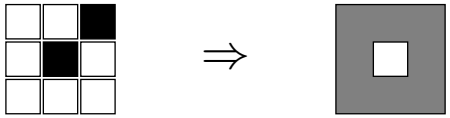
Spielregeln

– Feld unbewohnt: Wieder bewohnt genau dann, wenn $\#(\text{Nachbarn}) = 3$, z.B.

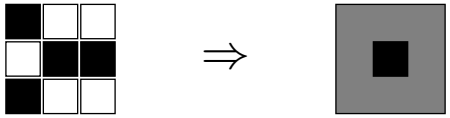


Spielregeln

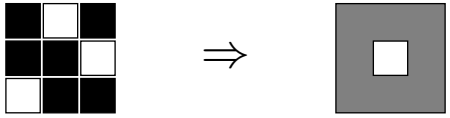
– Feld bewohnt:
  – Wenn $\#(\text{Nachbarn}) < 2$, dann unbewohnt (Unterpopulation), z.B.



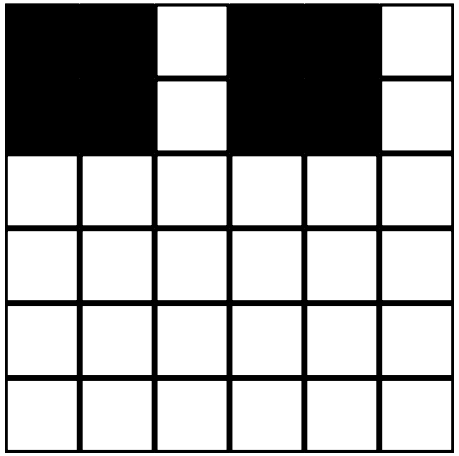
  – Wenn $\#(\text{Nachbarn}) \in \{2, 3\}$, dann weiterhin bewohnt. Z.B.



  – Wenn $\#(\text{Nachbarn}) > 3$, dann unbewohnt danach (Überpopulation), z.B.



Beispiel



Implementierung: Sequentiell

Annahmen:

- Spielfeld in $N \times N$-Array mit Booleschen Einträgen
- `naechsterWert`$(i, j, array)$: berechne den nächsten Wert für Eintrag (i,j): Lese alle Nachbarn und (i,j)-Eintrag, entscheide dann `True` oder `False`

k.Generation berechnen

array: Initialisiertes $N \times N$ Array, dass das Spielfeld darstellt
array2: $N \times N$ Array zum Zwischenspeichern
Algorithmus:

```
for g:=1 to k do
  for i=1 to N do
    for j=1 to N do array2[i,j] := naechsterWert(i,j,array);
  for i=1 to N do
    for j=1 to N do array[i,j] := array2[i,j];
```

Parallele Implementierung

- Ein Prozess pro Feld (i,j), berechnet den Eintag für das Feld

Paraller Algorithmus

array: Initialisiertes $N \times N$ Array, dass das Spielfeld darstellt
$(N \times N)$ Prozesse: jeweils einen pro Spielfeld

Programm für Prozess (i,j):

```
for g:=1 to k
    v := naechsterWert(i,j,array);
    array[i,j]:=v;
```

Funktioniert nicht!

Parallele Implementierung: Richtig

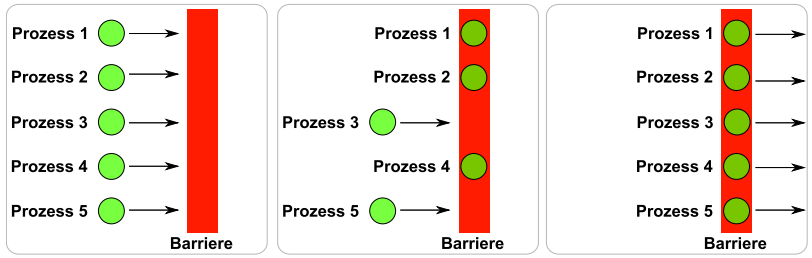
Paraller Algorithmus

array: Initialisiertes $N \times N$ Array, dass das Spielfeld darstellt
barrier: Barriere für $N \times N$ Prozesse
$(N \times N)$ Prozesse: jeweils einen pro Spielfeld

Programm für Prozess (i,j):

```
for g:=1 to k
    v := naechsterWert(i,j,array);
    Warte bis alle Prozesse v berechnet haben
    array[i,j] := v;
    Warte bis alle Prozesse ihr update geschrieben haben
```


Allgemeines Schema



Barrier für 2 Prozesse

Initial: p1ready, p2ready: binäre Semaphore am Anfang 0

Programm für Prozess 1:
(1) Berechnung vor dem Barrier;
(2) `signal(p1ready);`
(3) `wait(p2ready);`
(4) Berechnung nach dem Barrier;

Programm für Prozess 2:
(1) Berechnung vor dem Barrier;
(2) `signal(p2ready);`
(3) `wait(p1ready);`
(4) Berechnung nach dem Barrier;

p1ready.V	p1ready.M	p2ready.V	p2ready.M
01	$\emptyset$	0	$\emptyset\{P1\}$

Barrier für n Prozesse

Initial: ankommen, binärer Semaphor mit 1 initialisiert
verlassen, binärer Semaphor mit 0 initialisiert
counter: atomares Register mit 0 initialisiert

Programm für Prozess i:

```
(1)  Berechnung vor dem Barrier;
(2)  wait(ankommen);
(3)  counter := counter + 1;
(4)  if counter < n // Sonderaufgabe für letzten Prozess
(5)     then signal(ankommen);
(6)     else signal(verlassen);
(7)  wait(verlassen);
(8)  counter := counter - 1;
(9)  if counter > 0 // Sonderaufgabe für letzten Prozess
(10)    then signal(verlassen);
(11)    else signal(ankommen);
(12) Berechnung nach dem Barrier;
```


Barrieren als abstrakter Datentyp

- Wir verwenden Barrieren auch als ADT
- Interne Darstellung z.B. als 4-Tupel (n,ankommen,verlassen,counter)

Operationen:

- `newBarrier`(k): Erzeugt eine Barriere für k Prozesse.
  (intern: zwei Semaphore für ankommen und verlassen und ein atomares Register counter erzeugen,
  Rückgabe ist 4-Tupel (n,ankommen,verlassen,counter))
- `synchBarrier`(B): Synchronisieren am Barrier, d.h. die Zeilen (2) bis (12) werden ausgeführt für das 4-Tupel B.

Barrier in Java

`java.util.concurrent.CyclicBarrier`

`class CyclicBarrier`

A synchronization aid that allows a set of threads to all wait for each other to reach a common barrier point... The barrier is called cyclic because it can be re-used after the waiting threads are released.

Konstruktor:

```
CyclicBarrier(int parties)
```

Creates a new CyclicBarrier that will trip when the given number of parties (threads) are waiting upon it, and does not perform a predefined action when the barrier is tripped.

Methoden:

```
public int await()
public int await()
        throws InterruptedException,
            BrokenBarrierException
```

Waits until all parties have invoked await on this barrier.

Readers & Writers

Gruppierung der Prozesse in

- Readers: Prozesse, die auf eine gemeinsame Ressource lesend zugreifen
- Writers: Prozesse, die auf die gemeinsame Ressource schreibend zugreifen

Beispiel: Flugbuchungssystem

- Manche Zugriffe nur lesend: welche Flüge gibt es, wann usw.
- andere Zugriffe buchen Flüge, verändern damit die zur Verfügung stehenden Flüge

Readers & Writers (2)

Erlaubt / Nicht erlaubt

- Mehrere lesende Prozesse gleichzeitig, aber
- Nur ein Prozess schreibt gleichzeitig

Problem:

- Löse den Zugriff so, dass viele gleichzeitig lesen, aber nie mehrere gleichzeitig schreiben.

Verschiedene Lösungen:

- Priorität für Readers
- Priotität für Writers

Priorität für Readers

Initial: countR: atomares Register, am Anfang 0
mutex, mutexR, w: bin. Sem. am Anfang 1

Programm für Reader

```
(1)  wait(mutexR);
(2)  countR := countR + 1;
(3)  if countR = 1 then
(4)     wait(w);
(5)  signal(mutexR);
(6)  Kritischer Abschnitt
(7)  wait(mutexR);
(8)  countR := countR - 1;
(9)  if countR = 0 then
(10)    signal(w);
(11) signal(mutexR);
```

Programm für Writer

```
(1) wait(mutex);
(2) wait(w);
(3) signal(mutex);
(4) Kritischer Abschnitt;
(5) signal(w)
```

- mutexR schützt Zugriff auf countR
- Erster Leser blockiert Schreiber, bzw. wartet, dass Schreiber fertig wird
- Letzter Leser entblockiert Schreiber
- mutex sorgt dafür dass max 1 Leser an w wartet

Priorität für Writers

Initial: countR, countW: atomare Register, am Anfang 0
mutexR, mutexW, mutex, w, r: bin. Sem. am Anfang 1

Programm für Reader

```
(1)  wait(mutex);
(2)  wait(r);
(3)  wait(mutexR);
(4)  countR := countR + 1;
(5)  if countR = 1 then wait(w);
(6)  signal(mutexR);
(7)  signal(r);
(8)  signal(mutex);
(9)  Kritischer Abschnitt;
(10) wait(mutexR);
(11) countR := countR - 1;
(12) if countR = 0 then signal(w);
(13) signal(mutexR);
```

Programm für Writer

```
(1)  wait(mutexW);
(2)  countW := countW + 1;
(3)  if countW = 1 then wait(r);
(4)  signal(mutexW);
(5)  wait(w);
(6)  Kritischer Abschnitt;
(7)  signal(w)
(8)  wait(mutexW);
(9)  countW := countW - 1;
(10) if countW = 0 then signal(r);
(11) signal(mutexW);
```

- mutexR,mutexW schützen countR,countW
- erster Leser blockiert Schreiber
- erster Schreiber blockiert Leser
- mutex sorgt dafür, dass nur ein Leser an r warten kann