

Programmierprimitiven: Prozessmodell und Semaphore

Prof. Dr. David Sabel

LFE Theoretische Informatik



Letzte Änderung der Folien: 23. November 2020

Bisher

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

Inhalt

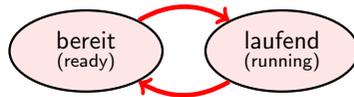
- 1 Einleitung
- 2 Erweitertes Prozessmodell
- 3 Semaphore
 - Definition
 - Mutual-Exclusion mithilfe von Semaphore
- 4 Semaphore in Java
- 5 Anwendungsbeispiele

Jetzt

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

Prozessmodell (1)

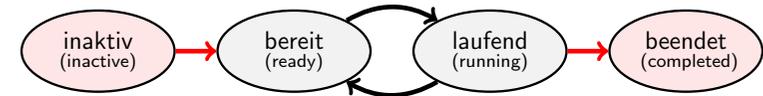
Prozesse P haben einen Zustand $P.state$:



- **laufend/running**: Prozess führt Schritte aus
- **bereit/ready**: Prozess will Schritte ausführen, darf aber nicht
- mindestens 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)

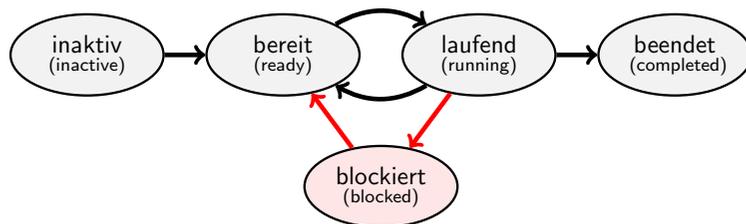
Prozesse P haben einen Zustand $P.state$:



- **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

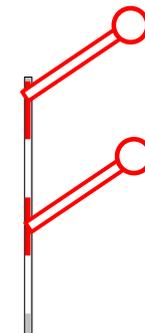
Semaphore

Begriffsherkunft:

Semaphor =
Mechanischer Signalgeber im Bahnverkehr

In der Informatik:

Abstrakter Datentyp mit Operationen



Semaphor S

Attribute (i.a.):

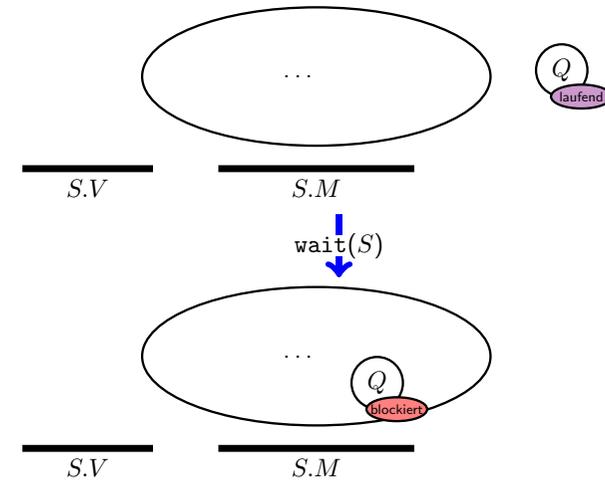
- V = Nicht-negative Ganzzahl
- M = Menge von Prozessen

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

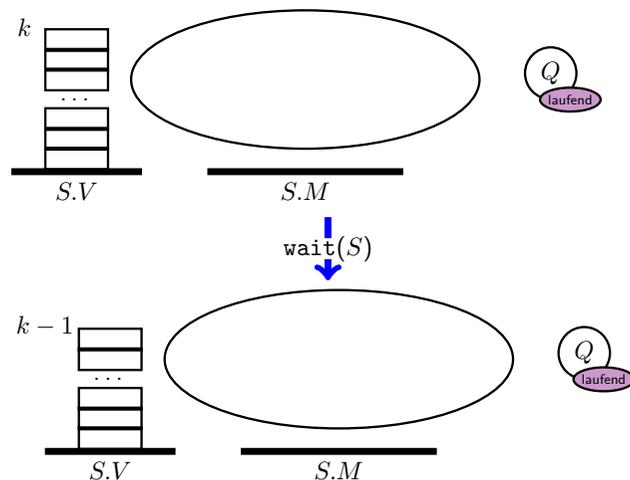
Operationen:

- `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 $S.V > 0$



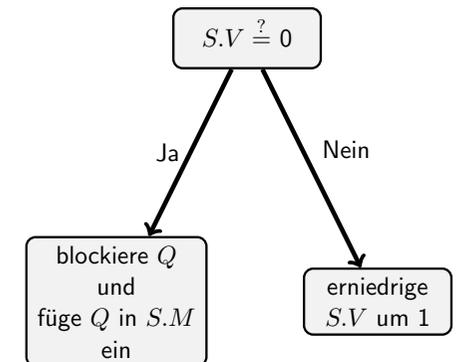
`wait(S)`

Sei Q der aufrufende Prozess:

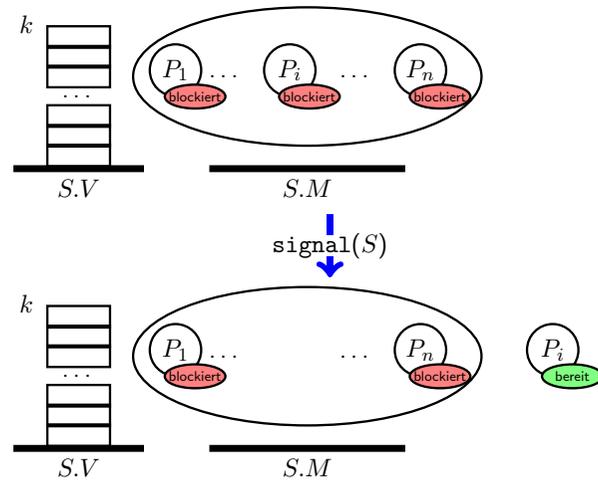
```

procedure wait(S)
  if  $S.V > 0$  then
     $S.V := S.V - 1$ ;
  else
     $S.M := S.M \cup \{Q\}$ ;
     $Q.state := blocked$ ;

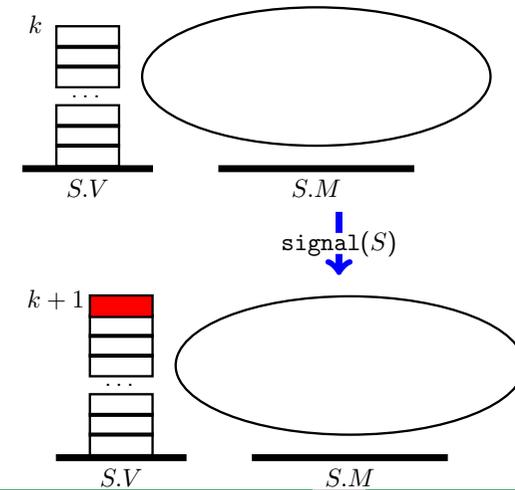
```



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



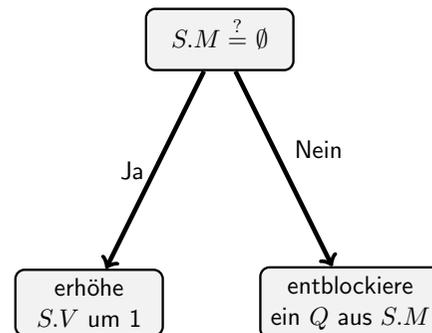
Semaphor: Signal, wenn $S.M = \emptyset$



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

Sei S mit k initialisierter Semaphore. Nach Ausführung jeder Auswertungsfolge \mathcal{P} gilt:

- $S.V \geq 0$
 - $S.V = k + |S.M| + \#_{\text{signal}}(S, \mathcal{P}) - \#_{\text{wait}}(S, \mathcal{P})$
- | | | | |
|----|----|----|-----------|
| -1 | | +1 | wait(S) |
| | +1 | +1 | |
| +1 | | +1 | signal(S) |
| | -1 | +1 | |

wobei

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

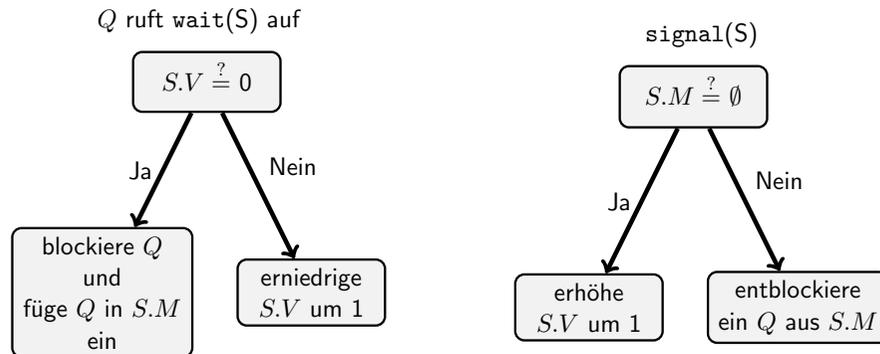
```

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;
    
```

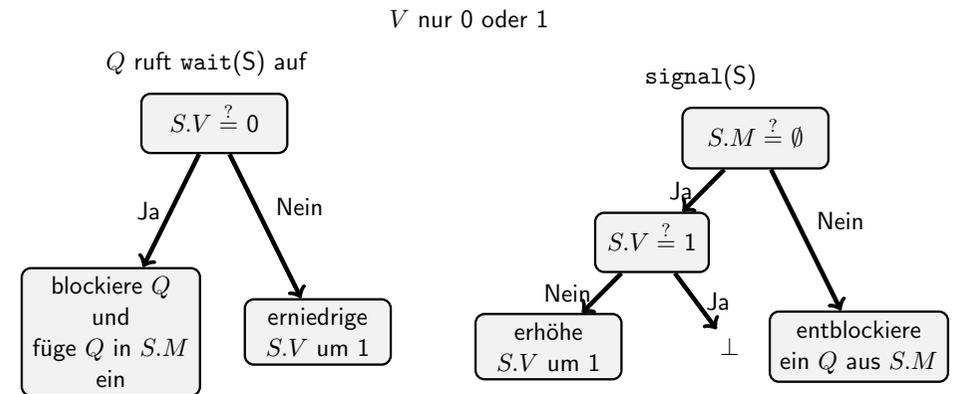
Binäre Semaphore (2)

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

Zusammenfassend nochmal: Semaphor



Zusammenfassend: Binärer Semaphor



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 Kritischen Abschnitt 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. wechselseitiger 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 auftritt
- $\mathcal{P}_1 =$ Präfix von \mathcal{P} , so dass ab \mathcal{P}_1 :
 - Kein Prozess im Kritischen Abschnitt, 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 sind **schwache Semaphore**, da Auswahl des zu entblockierenden Prozesses beliebig.
- **Starke Semaphore**: 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 Semaphore: 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 Semaphore mit Wert i
- Negatives i **erlaubt**
- `wait` heißt `acquire`
- `signal` heißt `release`
- Exceptions können auftreten und müssen abgefangen werden
(bei `acquire` `InterruptedException`)
- zweiter Konstruktor `Semaphore(i, fair)`
 - i = initialer Wert
 - `fair` = Boolescher Wert. Wenn falsch, dann busy-wait Semaphore, sonst starker Semaphore

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:

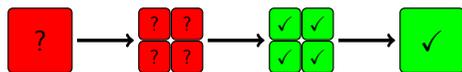
Anwendungsbeispiele und Problemlösungen mit Semaphore

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

Fork-Join-Pattern zum Parallelisieren

Idee analog zu Divide-and-Conquer:

- Löse Teilprobleme mit Threads
- Warte auf Beenden der Threads
- Setze Gesamtlösung zusammen



Mergesort: Koordination der Reihenfolge

Parallelisierung von Mergesort mit Fork-Join-Pattern:

- Teile Eingabe in zwei Hälften
- Sortiere beide Hälften (rekursiv) nebenläufig (fork)
- Mische anschließend das Ergebnis (join)

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

Mergesort mit binären Semaphore

Initial: left, right: Binärer Semaphore 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!

Anmerkung

Probleme:

- Naive Parallelisierung führt zu **Slow-Down**
- Zu viele Threads für wenige Prozessorkerne

Lösungen:

- Wenige Threads erzeugen
- Anzahl abschätzen bzw. testen
- Noch besser: Thread-Pool verwenden
(Anzahl der Threads begrenzen, aber Threads können mehrere Aufgaben hintereinander bearbeiten)

Erzeuger / Verbraucher

Problem:

- Erzeuger produzieren Daten
- Verbraucher konsumieren Daten
- Beispiel: Tastatur / Betriebssystem usw.

Austausch über Puffer:

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

Erzeuger / Verbraucher mit infinite Buffer

Anforderungen:

- Lesen / Schreiben auf den Puffer **korrekt** (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: $\text{notEmpty}.V = \text{length}(l)$

Infinite Buffer mit Semaphore in Java

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

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();
        mutex.release();
    }

    public V consume() {
        try {notEmpty.acquire();} catch (InterruptedException e) {};
        try {mutex.acquire();} catch (InterruptedException e) {};
        V e = buffer.removeFirst();
        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)

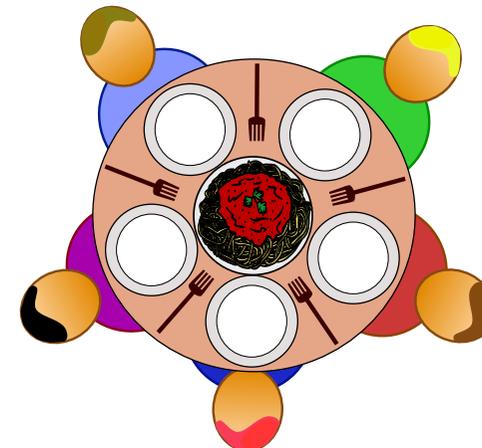
- (1) erzeuge e;
- (2) wait(notFull);
- (3) wait(mutex);
- (4) l := append(l,e);
- (5) signal(notEmpty);
- (6) signal(mutex);

Verbraucher (verbraucht e)

- (1) wait(notEmpty);
- (2) wait(mutex);
- (3) e := head(l);
- (4) l := tail(l);
- (5) signal(notFull);
- (6) signal(mutex);
- (7) verbrauche e;

Invariante: $\text{notEmpty}.V + \text{notFull}.V = N$
„(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 $i \in \{1, \dots, N\}$
- 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
<code>wait(gabeln[1])</code> „hat linke Gabel“	<code>wait(gabeln[2])</code> „hat linke Gabel“	<code>wait(gabeln[3])</code> „hat linke Gabel“
<code>wait(gabeln[2])</code> blockiert	<code>wait(gabeln[3])</code> blockiert	<code>wait(gabeln[1])</code> 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 Semaphore, 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 $i, i < N$

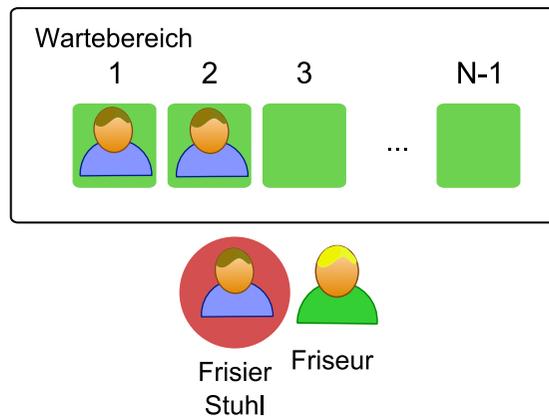
```
loop forever
(1) Philosoph denkt;
(2) wait(gabel[i]); // linke Gabel
(3) wait(gabel[i+1]); // rechte Gabel
(4) Philosoph isst
(5) signal(gabel[i+1]);
(6) signal(gabel[i]);
end loop
```

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 ist, 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

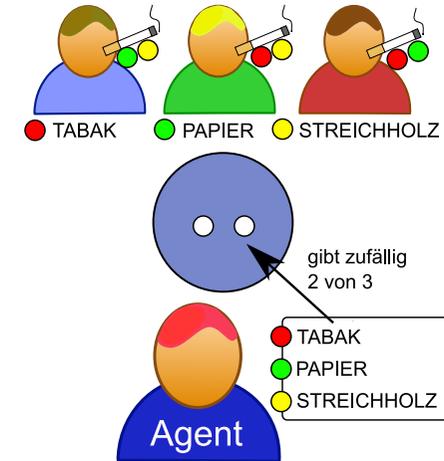
Friseur

```
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. (initial 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);
```

Raucher mit Papier

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

Raucher mit Streichholz

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

Der richtige Raucher wird geweckt ...

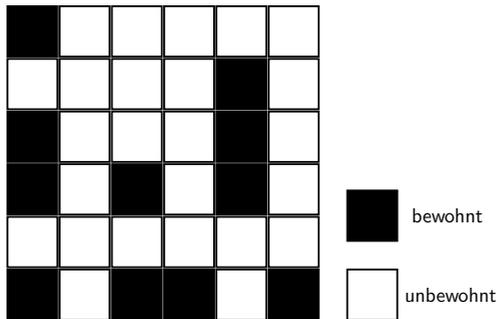
Zutaten auf dem Tisch	erster Helfer	zweiter (=weckender) Helfer	Wert von t	geweckter Raucher
Tabak & Papier	(Tabak)	(Papier)	1+2 = 3	R[3] (=Streichh.)
Tabak & Papier	(Papier)	(Tabak)	2+1 = 3	R[3] (=Streichh.)
Tabak & Streichh.	(Tabak)	(Streichh.)	1+4 = 5	R[5] (=Papier)
Tabak & Streichh.	(Streichh.)	(Tabak)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

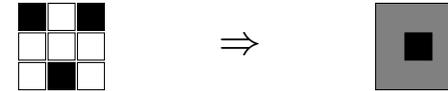
Spielfeld von Conways Game of Life: $N \times N$ -Matrix



Ziel: Berechne stets 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.



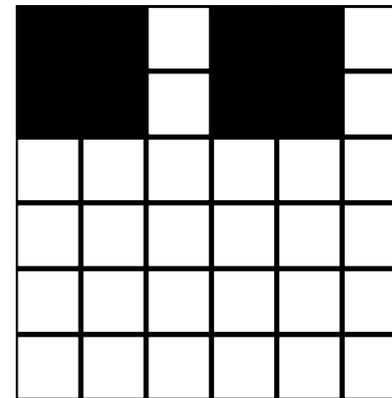
– Wenn $\#(\text{Nachbarn}) \in \{2, 3\}$, dann weiterhin bewohnt. Z.B.



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



Beispiel



Implementierung: Sequentiell

Annahmen:

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

k . Generation berechnen

```
feld: Initialisiertes  $N \times N$  Array, dass das Spielfeld darstellt
feld2:  $N \times N$  Array zum Zwischenspeichern
Algorithmus:
for g:=1 to k do
  for i=1 to N do
    for j=1 to N do feld2[i,j] := naechsterWert(i,j,feld);
  for i=1 to N do
    for j=1 to N do feld[i,j] := feld2[i,j];
```

Parallele Implementierung

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

Paraller Algorithmus

feld: 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,feld);
  feld[i,j]:=v;
```

Funktioniert nicht!

Parallele Implementierung: Richtig

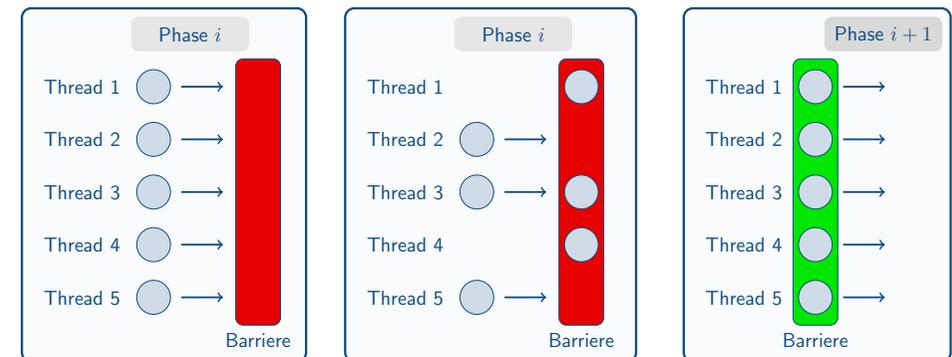
Paraller Algorithmus

feld: 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,feld);
  Warte bis alle Prozesse v berechnet haben
  feld[i,j] := v;
  Warte bis alle Prozesse ihr update geschrieben haben
```

Allgemeines Schema



Barriere für 2 Prozesse

Initial: p1ready, p2ready: binäre Semaphore am Anfang 0

Programm für Prozess 1:

- (1) Berechnung vor der Barriere
- (2) signal(p1ready);
- (3) wait(p2ready);
- (4) Berechnung nach der Barriere

Programm für Prozess 2:

- (1) Berechnung vor der Barriere
- (2) signal(p2ready);
- (3) wait(p1ready);
- (4) Berechnung nach der Barriere

```
p1ready.V  p1ready.M || p2ready.V  p2ready.M
01         0         || 0         0{P1}
```

Barriere für n Prozesse

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

Programm für Prozess i:

- (1) Berechnung vor der Barriere;
- (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 der Barriere;

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 an der Barriere, d.h. die Zeilen (2) bis (12) werden ausgeführt für das 4-Tupel B.

Barriere 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
- Priorität 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 maximal 1 Schreiber 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