

Parallele Programmiermodelle II

Stefan Lang

Interdisziplinäres Zentrum für Wissenschaftliches Rechnen
Universität Heidelberg
INF 368, Raum 532
D-69120 Heidelberg
phone: 06221/54-8264
email: Stefan.Lang@iwr.uni-heidelberg.de

WS 11/12



Parallele Programmiermodelle II

Kommunikation über gemeinsamen Speicher

- Barriere – Synchronization aller Prozesse
- Semaphore
- Philosophenproblem



Globale Synchronisation

- *Barriere*: Alle Prozessoren sollen aufeinander warten bis alle angekommen sind
- Barrieren werden häufig wiederholt ausgeführt:

```
while (1) {  
    eine Berechnung;  
    Barriere;  
}
```

- Da die Berechnung lastverteilt ist, kommen alle gleichzeitig an der Barriere an
- Erste Idee: Zähle alle ankommenden Prozesse



Globale Synchronisation

Programm (Erster Vorschlag einer Barriere)

parallel *barrier-1*

```
{
  const int P=8;      int count=0;      int release=0;

  process  $\Pi$  [int  $p \in \{0, \dots, P - 1\}$ ]
  {
    while (1)
    {
      Berechnung;
      CSenter;                               // Eintritt
      if (count==0) release=0;               // Zurücksetzen
      count=count+1;                          // Zähler erhöhen
      CSexit;                                  // Verlassen
      if (count==P) {
        count=0;                               // letzter löscht
        release=1;                             // und gibt frei
      }
      else while (release==0);              // warten
    }
  }
}
```

Barriere mit Richtungsumkehr

Warte *abwechselnd* auf $release==1$ und $release==0$

Programm (Barriere mit Richtungsumkehr)

parallel *sense-reversing-barrier*

```
{  
    const int P=8;    int count=0;    int release=0;  
  
    process  $\Pi$  [int  $p \in \{0, \dots, P - 1\}$ ]  
    {  
        int local_sense = release;  
        while (1)  
        {  
            Berechnung;  
            local_sense = 1-local_sense;           // Richtung wechseln  
            CSenter;                               // Eintritt  
            count=count+1;                         // Zähler erhöhen  
            CExit;                                 // Verlassen  
            if (count==P) {  
                count=0;                           // letzter löscht  
                release=local_sense;               // und gibt frei  
            } else  
                while (release!=local_sense);  
        }  
    }  
}
```

Aufwand ist $O(P^2)$ da alle P Prozesse gleichzeitig durch einen kritischen Abschnitt müssen. Geht es besser?



Hierarchische Barriere: Variante 1

Bei der Barriere mit Zähler müssen alle P Prozesse durch einen kritischen Abschnitt. Dies erfordert $O(P^2)$ Speicherzugriffe. Wir entwickeln nun eine Lösung mit $O(P \log P)$ Zugriffen.

Wir beginnen mit *zwei* Prozessen und betrachten folgendes Programmsegment:

```
int arrived=0, continue=0;
```

```
 $\Pi_0$ :
```

```
while ( $\neg$ arrived) ;  
arrived=0;  
continue=1;
```

```
 $\Pi_1$ :
```

```
arrived=1;
```

```
while ( $\neg$ continue) ;  
continue=0;
```

Wir verwenden zwei Synchronisationsvariablen, sogenannte *Flaggen*



Hierarchische Barriere: Variante 1

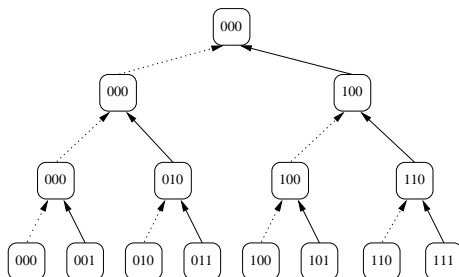
Bei Verwendung von Flaggen sind folgende Regeln zu beachten:

- 1 Der Prozess, der auf eine Flagge wartet setzt sie auch zurück.
- 2 Eine Flagge darf erst erneut gesetzt werden, wenn sie sicher zurückgesetzt worden ist.

Beide Regeln werden von unserer Lösung beachtet

Die Lösung nimmt sequentielle Konsistenz des Speichers an!

Wir wenden diese Idee nun hierarchisch an:



Hierarchische Barriere: Variante 1

Programm (Barriere mit Baum)

parallel *tree-barrier*

{

const int $d = 4$, $P = 2^d$; **int** $arrived[P]=\{0[P]\}$, $continue[P]=\{0[P]\}$;

process Π [**int** $p \in \{0, \dots, P - 1\}$]

{

int i, r, m, k ;

while (1) {

Berechnung;

for ($i = 0$; $i < d$; $i++$) { *// aufwärts*

$r = p \& \left[\sim \left(\sum_{k=0}^i 2^k \right) \right]$; *// Bits 0 bis i löschen*

$m = r \mid 2^i$; *// Bit i setzen*

if ($p == m$) $arrived[m]=1$;

if ($p == r$) {

while ($\neg arrived[m]$); *// warte*

$arrived[m]=0$;

}

} *// Prozess 0 weiss, dass alle da sind*

...

Hierarchische Barriere: Variante 1

Programm (Barriere mit Baum cont.)

parallel tree-barrier cont.

```
{  
  
    ...  
    for (i = d - 1; i ≥ 0; i --) {           // abwärts  
        r = p & [ ~ ( ∑k=0i 2k ) ];      // Bits 0 bis i löschen  
        m = r | 2i;  
        if (p == m) {  
            while(¬continue[m]) ;  
            continue[m]=0;  
        }  
        if (p == r) continue[m]=1;  
    }  
}  
}
```

Achtung: Flaggenvariablen sollten in verschiedenen Cache-Lines sein, damit sich Zugriffe nicht behindern!

Hierarchische Barriere: Variante 2

Diese Variante stellt eine symmetrische Lösung der Barriere mit *rekursiver Verdopplung* vor.

Wir betrachten wieder zunächst die Barriere für zwei Prozesse Π_i und Π_j :

Π_i :

```
while (arrived[i]) ;  
arrived[i]=1;  
while ( $\neg$ arrived[j]) ;  
arrived[j]=0;
```

Π_j :

```
while (arrived[j]) ;  
arrived[j]=1;  
while ( $\neg$ arrived[i]) ;  
arrived[i]=0;
```

Im Vorgriff auf die allgemeine Lösung sind die Flaggen als Feld organisiert, zu Beginn sind alle Flaggen 0.

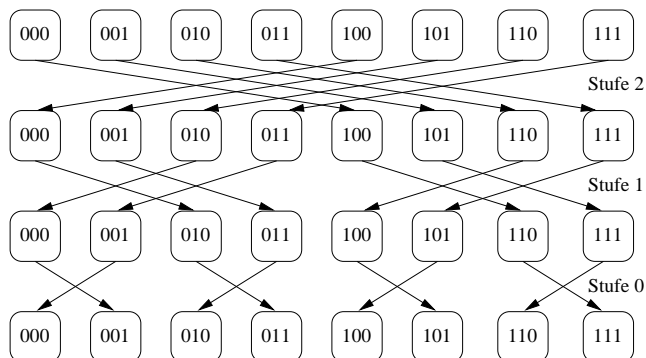
Ablauf in Worten:

- Zeile 2: Jeder setzt *seine* Flagge auf 1
- Zeile 3: Jeder wartet auf die Flagge des anderen
- Zeile 4: Jeder setzt die Flagge des *anderen* zurück
- Zeile 1: Wegen Regel 2 von oben warte bis Flagge zurückgesetzt ist
- Nun wenden wir die Idee rekursiv an!



Hierarchische Barriere: Variante 2

Rekursive Verdopplung verwendet folgende Kommunikationsstruktur:



- Keine untätigen Prozessoren
- Jeder Schritt ist eine Zweiwegkommunikation



Hierarchische Barriere: Variante 2

Programm (Barriere mit rekursiver Verdopplung)

parallel *recursive-doubling-barrier*

```
{  
  const int  $d = 4$ ,       $P = 2^d$ ; int  $arrived[d][P] = \{0[P \cdot d]\}$ ;  
  
  process  $\Pi$  [int  $p \in \{0, \dots, P - 1\}$ ]  
  {  
    int  $i, q$ ;  
    while (1) {  
      Berechnung;  
      for ( $i = 0; i < d; i++$ )           // alle Stufen  
      {  
         $q = p \oplus 2^i$ ;                 // Bit  $i$  umschalten  
        while ( $arrived[i][p]$ ) ;  
         $arrived[i][p] = 1$ ;  
        while ( $\neg arrived[i][q]$ ) ;  
         $arrived[i][q] = 0$ ;  
      }  
    }  
  }  
}
```

Semaphore

Eine Semaphore ist eine Abstraktion einer Synchronisationsvariable, die die elegante Lösung einer Vielzahl von Synchronisationsproblemen erlaubt

Alle bisherigen Programme haben *aktives Warten* verwendet. Dies ist sehr ineffizient bei quasi-paralleler Abarbeitung mehrerer Prozesse auf einem Prozessor (multitasking). Die Semaphore erlaubt es Prozesse in den Wartezustand zu versetzen.

Wir verstehen eine Semaphore als abstrakten Datentyp: Datenstruktur mit Operationen, die gewisse Eigenschaften erfüllen:

Eine Semaphore S hat einen ganzzahligen, nichtnegativen Wert $value(S)$, der beim Anlegen der Semaphore mit dem Wert *init* belegt wird.

Auf einer Semaphore S sind zwei Operationen $\mathbf{P}(S)$ und $\mathbf{V}(S)$ definiert mit:

- $\mathbf{P}(S)$ erniedrigt den Wert von S um eins falls $value(S) > 0$, sonst *blockiert* der Prozess solange bis ein anderer Prozess eine \mathbf{V} -Operation auf S ausführt.
- $\mathbf{V}(S)$ befreit einen anderen Prozess aus seiner \mathbf{P} -Operation falls einer wartet (warten mehrere wird einer ausgewählt), ansonsten wird der Wert von S um eins erhöht. \mathbf{V} -Operationen blockieren nie!



Semaphore

Ist die Zahl *erfolgreich beendeter P-Operation* n_P und die der **V-Operationen** n_V , so gilt für den Wert der Semaphore immer:

$$\text{value}(S) = n_V + \text{init} - n_P \geq 0$$

oder äquivalent $n_P \leq n_V + \text{init}$.

Der Wert einer Semaphore ist nach aussen *nicht* sichtbar. Er äußert sich nur durch die Ausführbarkeit der **P-Operation**

Das Erhöhen bzw. Erniedrigen einer Semaphore erfolgt atomar, mehrere Prozesse können also **P/V-Operationen** gleichzeitig durchführen

Semaphore, die einen Wert größer als eins annehmen können bezeichnet man als *allgemeine Semaphore*

Semaphore, die nur Werte $\{0, 1\}$ annehmen, heißen *binäre Semaphore*

Notation:

Semaphore $S=1$;

Semaphore $\text{forks}[5] = \{1 [5]\}$;



Wechselseitiger Ausschluss mit Semaphore

Wir zeigen nun wie alle bisher behandelten Synchronisationsprobleme mit Semaphorvariablen gelöst werden können und beginnen mit wechselseitigem Ausschluss unter Verwendung von einer einzigen binären Semaphore:

Programm (Wechselseitiger Ausschluss mit Semaphore)

```
parallel cs-semaphore
{
  const int P=8;
  Semaphore mutex=1;
  process  $\Pi$  [int i  $\in \{0, \dots, P - 1\}$ ]
  {
    while (1)
    {
      P(mutex);
      kritischer Abschnitt;
      V(mutex);
      unkritischer Abschnitt;
    }
  }
}
```

Wechselseitiger Ausschluss mit Semaphore

Bei Multitasking können die Prozesse in den Zustand wartend versetzt werden

Fairness ist leicht in den Aufweckmechanismus zu integrieren (FCFS)

Speicherkonsistenzmodell kann von der Implementierung beachtet werden, Programme bleiben portabel (z. B. Pthreads)



Barriere mit Semaphore

- Jeder Prozess muss verzögert werden bis der andere an der Barriere ankommt.
- Die Barriere muss wiederverwendbar sein, da sie in der Regel wiederholt ausgeführt wird.

Programm (Barriere mit Semaphore für zwei Prozesse)

parallel *barrier-2-semaphore*

```
{  
  Semaphore b1=0, b2=0;  
  process  $\Pi_1$                                 process  $\Pi_2$   
  {                                             {  
    while (1) {                                while (1) {  
      Berechnung;                             Berechnung;  
      V(b1);                                  V(b2);  
      P(b2);                                  P(b1);  
    }                                         }  
  }                                         }  
}
```

Barriere mit Semaphore

Rollen wir die Schleifen ab, dann sieht es so aus:

Π_1 :

Berechnung 1;
 $V(b1)$;
 $P(b2)$;
Berechnung 2;
 $V(b1)$;
 $P(b2)$;
Berechnung 3;
 $V(b1)$;
 $P(b2)$;
...

Π_2 :

Berechnung 1;
 $V(b2)$;
 $P(b1)$;
Berechnung 2;
 $V(b2)$;
 $P(b1)$;
Berechnung 3;
 $V(b2)$;
 $P(b1)$;
...

Angenommen Prozess Π_1 arbeitet an Berechnungsphase i , d.h. er hat $P(b2)$ $i - 1$ -mal ausgeführt. Angenommen Π_2 *arbeitet an* Berechnungsphase $j < i$, d.h. er hat $V(b2)$ $j - 1$ mal ausgeführt, somit gilt

$$n_P(b2) = i - 1 > j - 1 = n_V(b2).$$

Andererseits stellen die Semaphoreregeln sicher, dass

$$n_P(b2) \leq n_V(b2) + 0.$$

Dies ist ein Widerspruch und es kann nicht $j < i$ gelten. Das Argument ist symmetrisch und gilt auch bei Vertauschen der Prozessornummern.



Erzeuger/Verbraucher $m/n/1$

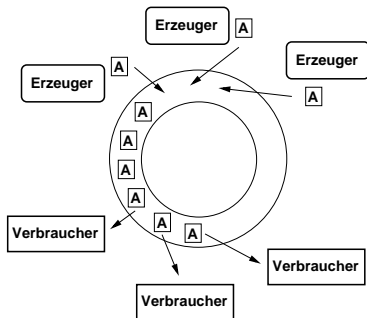
m Erzeuger, n Verbraucher, 1 Pufferplatz,

Erzeuger muss blockieren wenn Pufferplatz besetzt ist

Verbraucher muss blockieren wenn kein Auftrag da ist

Wir benutzen zwei Semaphore:

- *empty*: zählt Anzahl *freie* Pufferplätze
- *full*: zählt Anzahl *besetzte* Plätze (Aufträge)



Erzeuger/Verbraucher $m/n/1$

Programm (m Erzeuger, n Verbraucher, 1 Pufferplatz)

parallel prod-con-nm1

```
{  
    const int m = 3, n = 5;  
    Semaphore empty=1;           // freier Pufferplatz  
    Semaphore full=0;           // abgelegter Auftrag  
    T buf;                       // der Puffer  
    process P [int i ∈ {0, ..., m - 1}] {  
        while (1) {  
            Erzeuge Auftrag t;  
            P(empty);           // Ist Puffer frei?  
            buf = t;           // speichere Auftrag  
            V(full);           // Auftrag abgelegt  
        }  
    }  
    process C [int j ∈ {0, ..., n - 1}] {  
        while (1) {  
            P(full);           // Ist Auftrag da?  
            t = buf;           // entferne Auftrag  
            V(empty);         // Puffer ist frei  
            Bearbeite Auftrag t;  
        }  
    }  
}
```

Geteilte binäre Semaphore (*split binary semaphore*):

$$0 \leq \text{empty} + \text{full} \leq 1 \quad (\text{Invariante})$$



Erzeuger/Verbraucher 1/1/k

1 Erzeuger, 1 Verbraucher, k Pufferplätze,

Puffer ist Feld der Länge k vom Typ T . Einfügen und Löschen geht mit

$$buf[front] = t; \quad front = (front + 1) \bmod k;$$

$$t = buf[rear]; \quad rear = (rear + 1) \bmod k;$$

Semaphore wie oben, nur mit k initialisiert!

Programm (1 Erzeuger, 1 Verbraucher, k Pufferplätze)

```
parallel prod-con-11k
```

```
{
```

```
    const int k = 20;
```

```
    Semaphore empty=k;
```

```
    Semaphore full=0;
```

```
    T buf[k];
```

```
    int front=0;
```

```
    int rear=0;
```

```
    // zählt freie Pufferplätze
```

```
    // zählt abgelegte Aufträge
```

```
    // der Puffer
```

```
    // neuester Auftrag
```

```
    // ältester Auftrag
```

```
}
```

Erzeuger/Verbraucher 1/1/k

Programm (1 Erzeuger, 1 Verbraucher, k Pufferplätze)

parallel *prod-con-11k*

```
{  
  process P {  
    while (1) {  
      Erzeuge Auftrag t;  
      P(empty);           // Ist Puffer frei?  
      buf[front] = t;     // speichere Auftrag  
      front = (front+1) mod k; // nächster freier Platz  
      V(full);           // Auftrag abgelegt  
    }  
  }  
  process C {  
    while (1) {  
      P(full);           // Ist Auftrag da?  
      t = buf[rear];      // entferne Auftrag  
      rear = (rear+1) mod k; // nächster Auftrag  
      V(empty);         // Puffer ist frei  
      Bearbeite Auftrag t;  
    }  
  }  
}
```

Erzeuger/Verbraucher $m/n/k$

m Erzeuger, n Verbraucher, k Pufferplätze,

Wir müssen nur sicherstellen, dass Erzeuger untereinander und Verbraucher untereinander nicht gleichzeitig den Puffer manipulieren

Benutze zwei zusätzliche binäre Semaphore $mutexP$ und $mutexC$

Programm (m Erzeuger, n Verbraucher, k Pufferplätze)

parallel prod-con-mnk

```
{  
    const int k = 20, m = 3, n = 6;  
    Semaphore empty=k;           // zählt freie Pufferplätze  
    Semaphore full=0;           // zählt abgelegte Aufträge  
    T buf[k];                   // der Puffer  
    int front=0;                 // neuester Auftrag  
    int rear=0;                 // ältester Auftrag  
    Semaphore mutexP=1;        // Zugriff der Erzeuger  
    Semaphore mutexC=1;        // Zugriff der Verbraucher  
}
```



Erzeuger/Verbraucher $m/n/k$

Programm (m Erzeuger, n Verbraucher, k Pufferplätze)

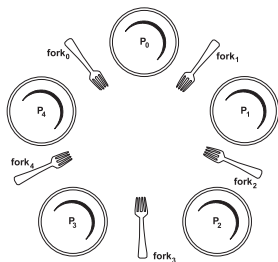
parallel process

```
{
  P [int i ∈ {0, ..., m - 1}] {
    while (1) {
      Erzeuge Auftrag t;
      P(empty); // Ist Puffer frei?
      P(mutexP); // manipulierte Puffer
      buf[front] = t; // speichere Auftrag
      front = (front+1) mod k; // nächster freier Platz
      V(mutexP); // fertig mit Puffer
      V(full); // Auftrag abgelegt
    }
  }
  process C [int j ∈ {0, ..., n - 1}] {
    while (1) {
      P(full); // Ist Auftrag da?
      P(mutexC); // manipulierte Puffer
      t = buf[rear]; // entferne Auftrag
      rear = (rear+1) mod k; // nächster Auftrag
      V(mutexC); // fertig mit Puffer
      V(empty); // Puffer ist frei
      Bearbeite Auftrag t;
    }
  }
}
```


Speisende Philosophen

Komplexere Synchronisationsaufgabe: Ein Prozess benötigt exklusiven Zugriff auf mehrere Ressourcen um eine Aufgabe durchführen zu können.

→ Überlappende kritische Abschnitte.



Fünf Philosophen sitzen an einem runden Tisch. Die Tätigkeit jedes Philosophen besteht aus den sich abwechselnden Phasen des Denkens und des Essens. Zwischen je zwei Philosophen liegt eine Gabel und in der Mitte steht ein Berg Spaghetti. Zum Essen benötigt ein Philosoph zwei Gabeln – die links und rechts von ihm liegende.



Speisende Philosophen

Das Problem:

Schreibe ein paralleles Programm, mit einem Prozess pro Philosoph, welches

- einer maximalen Zahl von Philosophen zu Essen erlaubt und
- das eine Verklemmung vermeidet

Grundgerüst eines Philosophen:

```
while (1)
{
    Denke;
    Nehme Gabeln;
    Esse;
    Lege Gabeln zurück;
}
```



Naive Philosophen

Programm (Naive Lösung des Philosophenproblems)

```
parallel philosophers-1
{
  const int P = 5;                // Anzahl Philosophen
  Semaphore forks[P] = { 1 [P] }; // Gabeln

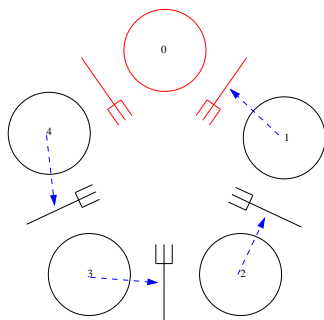
  process Philosopher [int p ∈ {0, ..., P - 1}] {
    while (1) {
      Denke;
      P(fork[p]);                 // linke Gabel
      P(fork[(p + 1) mod P]);     // rechte Gabel
      Esse;
      V(fork[p]);                 // linke Gabel
      V(fork[(p + 1) mod P]);     // rechte Gabel
    }
  }
}
```

Naive Philosophen

Philosophen sind verklemmt, falls alle zuerst die rechte Gabel nehmen!

Einfache Lösung des Deadlockproblems: Vermeide zyklische Abhängigkeiten, z. B. dadurch, dass der Philosoph 0 seine Gabeln in der anderen Reihenfolge links/rechts nimmt.

Diese Lösung führt eventuell nicht zu maximaler Parallelität:



Schlaue Philosophen

Nehme Gabeln nur wenn *beide* frei sind

Kritischer Abschnitt: nur einer kann Gabeln manipulieren

Drei Zustände eines Philosophen: denkend, hungrig, essend

Programm (Lösung des Philosophenproblems)

```
parallel philosophers-2
{
    const int P = 5;                // Anzahl Philosophen
    const int think=0, hungry=1, eat=2;
    Semaphore mutex=1;
    Semaphore s[P] = { 0 [P] };    // essender Philosoph
    int state[P] = { think [P] };   // Zustand
}
```

Schlaue Philosophen

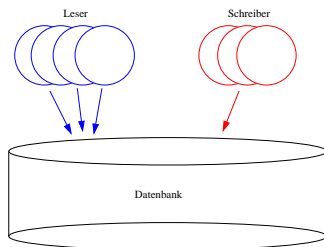
Programm (Lösung des Philosophenproblems)

parallel process

```
{
  Philosopher [int p ∈ {0, ..., P - 1}] {
    void test (int i) {
      int l=(i + P - 1) mod P, r=(i + 1) mod P;
      if (state[i]==hungry ∧ state[l]≠eat ∧ state[r]≠eat)
      {
        state[i] = eat;
        V(s[i]);
      }
    }

    while (1) {
      Denke;
      P(mutex); // Gabeln nehmen
      state[p] = hungry;
      test(p);
      V(mutex);
      P(s[p]); // warte, falls Nachbar isst
      Esse;
      P(mutex); // Gabeln weglegen
      state[p] = think;
      test((p + P - 1) mod P); // wecke l. Nachbarn
      test((p + 1) mod P); // wecke r. Nachbarn
      V(mutex);
    }
  }
}
```

Leser/Schreiber Problem



Zwei Klassen von Prozessen, Leser und Schreiber, greifen auf eine gemeinsame Datenbank zu. Leser führen Transaktionen aus, die die Datenbank nicht verändern. Schreiber verändern die Datenbank und benötigen exklusiven Zugriff. Falls kein Schreiber Zugriff hat können beliebig viele Leser gleichzeitig zugreifen.

Probleme:

- Verklemmungsfreie Koordination der Prozesse
- Fairness: Schließliches Eintreten der Schreiber



Naive Leser/Schreiber

Zwei Semaphore:

- *rw*: Wer hat Zugriff auf Datenbank die Leser/der Schreiber
- *mutexR*: Absicherung des Schreiberzählers *nr*

Programm (Leser–Schreiber–Problem, erste Lösung)

parallel readers-writers-1

{

const int *m* = 8, *n* = 4;

// Anzahl Leser und Schreiber

Semaphore *rw*=1;

// Zugriff auf Datenbank

Semaphore *mutexR*=1;

// Anzahl Leser absichern

int *nr*=0;

// Anzahl zugreifender Leser

process Reader [**int** *i* ∈ {0, ..., *m* - 1}] {

while (1) {

P(*mutexR*);

// Zugriff Leserzähler

nr = *nr* + 1;

// Ein Leser mehr

if (*nr*==1) **P**(*rw*);

// Erster wartet auf DB

V(*mutexR*);

// nächster Leser kann rein

 lese Datenbank;

P(*mutexR*);

// Zugriff Leserzähler

nr = *nr* - 1;

// Ein Leser mehr

if (*nr*==0) **V**(*rw*);

// Letzter gibt DB frei

V(*mutexR*);

// nächster Leser kann rein

 }

}

Naive Leser/Schreiber

Programm (Leser-Schreiber-Problem, erste Lösung cont.)

parallel process

```
{
  Writer [int  $j \in \{0, \dots, n - 1\}$ ] {
    while (1) {
      P(rw);           // Zugriff auf DB
      schreibe Datenbank;
      V(rw);           // gebe DB frei
    }
  }
}
```

Lösung ist nicht fair: Schreiber können verhungern



Faire Leser/Schreiber

Bearbeite wartende Prozesse nach FCFS in einer Warteschlange

Variable:

- nr, nw : Anzahl der *aktiven* Leser/Schreiber ($nw \leq 1$)
- dr, dw : Anzahl *wartender* Leser/Schreiber
- $buf, front, rear$: Warteschlange
- Semaphore e : Absichern des Zustandes/der Warteschlange
- Semaphore r, w : Warten der Leser/Schreiber

Programm (Leser–Schreiber–Problem, faire Lösung)

```
parallel readers-writers-2
```

```
{
```

```
    const int m = 8, n = 4;           // Anzahl Leser und Schreiber
    int nr=0, nw=0, dr=0, dw=0;      // Zustand
    Semaphore e=1;                   // Zugriff auf Warteschlange
    Semaphore r=0;                   // Verzögern der Leser
    Semaphore w=0;                   // Verzögern der Schreiber
    const int reader=1, writer=2;    // Marken
    int buf[n + m];                 // Wer wartet?
    int front=0, rear=0;            // Zeiger
```

```
}
```

Faire Leser/Schreiber

Programm (Leser-Schreiber-Problem, faire Lösung cont1.)

parallel readers-writers-2 cont1.

```
{
  int wake_up (void)                                // darf genau einer ausführen
  {
    if (nw==0  $\wedge$  dr>0  $\wedge$  buf[rear]==reader)
    {
      dr = dr-1;
      rear = (rear+1) mod (n + m);
      V(r);
      return 1;                                     // habe einen Leser geweckt
    }
    if (nw==0  $\wedge$  nr==0  $\wedge$  dw>0  $\wedge$  buf[rear]==writer)
    {
      dw = dw-1;
      rear = (rear+1) mod (n + m);
      V(w);
      return 1;                                     // habe einen Schreiber geweckt
    }
    return 0;                                       // habe keinen geweckt
  }
}
```



Faire Leser/Schreiber

Programm (Leser-Schreiber-Problem, faire Lösung cont2.)

parallel process

```
{
  Reader [int i ∈ {0, ..., m - 1}]
  {
    while (1)
    {
      P(e); // will Zustand verändern
      if(nw>0 ∨ dw>0)
      {
        buf[front] = reader; // in Warteschlange
        front = (front+1) mod (n + m);
        dr = dr+1;
        V(e); // Zustand freigeben
        P(r); // warte bis Leser dran sind
                // hier ist e = 0 !
      }
      nr = nr+1; // hier ist nur einer
      if (wake_up()==0) // kann einer geweckt werden?
        V(e); // nein, setze e = 1

      lese Datenbank;

      P(e); // will Zustand verändern
      nr = nr-1;
      if (wake_up()==0) // kann einer geweckt werden?
        V(e); // nein, setze e = 1
    }
  }
}
```

Faire Leser/Schreiber

Programm (Leser–Schreiber–Problem, faire Lösung cont3.)

parallel readers–writers–2 cont3.

```
{  
  
    process Writer [int j ∈ {0, ..., n - 1}]  
    {  
        while (1)  
        {  
            P(e); // will Zustand verändern  
            if(nr > 0 ∨ nw > 0)  
            {  
                buf[front] = writer; // in Warteschlange  
                front = (front+1) mod (n + m);  
                dw = dw+1;  
                V(e); // Zustand freigeben  
                P(w); // warte bis an der Reihe  
                // hier ist e = 0 !  
            }  
            nw = nw+1; // hier ist nur einer  
            V(e); // hier braucht keiner geweckt werden  
  
            schreibe Datenbank; // exklusiver Zugriff  
  
            P(e); // will Zustand verändern  
            nw = nw-1;  
            if (wake_up()==0) // kann einer geweckt werden?  
                V(e); // nein, setze e = 1  
        }  
    }  
}
```