Betriebssysteme Theorie

SS 2011

Hans-Georg Eßer
Dipl.-Math., Dipl.-Inform.

Foliensatz D (05.05.2011)
Synchronisation

Einführung (1)

- Es gibt Prozesse (oder Threads oder Kernel-Funktionen) mit gemeinsamem Zugriff auf bestimmte Daten, z. B.
  - Threads des gleichen Prozesses: gemeinsamer Speicher
  - Prozesse mit gemeinsamer Memory-Mapped-Datei
  - Prozesse / Threads öffnen die gleiche Datei zum Lesen / Schreiben
  - SMP-System: Scheduler (je einer pro CPU) greifen auf gleiche Prozesslisten / Warteschlangen zu

Einführung (2)

- Synchronisation: Probleme mit „gleichzeitigem“ Zugriff auf Datenstrukturen
- Beispiel: Zwei Prozesse erhöhen einen Zähler

```
erhoehe_zaehler( )
{
  w=read(Adresse);
  w=w+1;
  write(Adresse,w);
}
```

Ausgangssituation: w=10

P1:	P2:
w=read(Adresse); // 10	
w=w+1; // 11	
	w=read(Adresse); // 10
	w=w+1; // 11
	write(Adresse,w); // 11
write(Adresse,w); // 11 !!	

Ergebnis nach P1, P2: w=11 – nicht 12!

Einführung (3)

- Gewünscht wäre eine der folgenden Reihenfolgen:

Ausgangssituation: w=10

P1:	P2:
w=read(Adr); // 10	
w=w+1; // 11	
write(Adr,w); // 11	
	w=read(Adr); // 11
	w=w+1; // 12
	write(Adr,w); // 12

Ergebnis nach P1, P2: w=12

Ausgangssituation: w=10

P1:	P2:
	w=read(Adr); // 10
	w=w+1; // 11
	write(Adr,w); // 11
w=read(Adr); // 11	
w=w+1; // 12	
write(Adr,w); // 12	

Ergebnis nach P1, P2: w=12

Einführung (4)

- Ursache: `erhoehe_zaehler()` arbeitet nicht **atomar**:
  - Scheduler kann die Funktion unterbrechen
  - Funktion kann auf mehreren CPUs gleichzeitig laufen
- Lösung: Finde alle Code-Teile, die auf gemeinsame Daten zugreifen, und stelle sicher, dass immer nur ein Prozess auf diese Daten zugreift (gegenseitiger Ausschluss, mutual exclusion)

Einführung (5)

- Analoges Problem bei Datenbanken:

```
exec sql CONNECT ...
exec sql SELECT kontostand INTO $var FROM KONTO
         WHERE kontonummer = $knr
$var = $var - abhebung
exec sql UPDATE Konto SET kontostand = $var
         WHERE kontonummer = $knr
exec sql DISCONNECT
```

  Bei parallelem Zugriff auf gleichen Datensatz kann es zu Fehlern kommen
- Definition der (Datenbank-) **Transaktion**, die u.a. **atomar und isoliert** erfolgen muss

Einführung (6)

Race Condition:

- Mehrere parallele Threads / Prozesse nutzen eine gemeinsame Ressource
- Zustand hängt von Reihenfolge der Ausführung ab
- Race: die Threads liefern sich „ein Rennen“ um den ersten / schnellsten Zugriff

Einführung (7)

Warum Race Conditions vermeiden?

- Ergebnisse von parallelen Berechnungen sind nicht eindeutig (d. h. potenziell falsch)
- Bei Programmtests könnte (durch Zufall) immer eine „korrekte“ Ausführreihenfolge auftreten; später beim Praxiseinsatz dann aber gelegentlich eine „falsche“.
- Race Conditions sind auch Sicherheitslücken

Race Condition als Sicherheitslücke

- Wird von Angreifern genutzt
- Einfaches Beispiel:

```
read(command)
f = creat ("/tmp/script")      // Datei erzeugen
write (f,command)              // Befehl rein schreiben
f.close ()                     // speichern/schließen
chmod ("/tmp/script","a+x")    // ausführbar machen
system ("/tmp/script")         // Skript ausführen
```

Angreifer ändert Dateiinhalt vor dem `chmod`; Programm läuft mit Rechten des Opfers

- Idee: Zugriff via Lock auf einen Prozess (Thread, ...) beschränken:

```
erhoehe_zaehler( ) {
  flag=read(Lock);
  if (flag == LOCK_UNSET) {
    set(Lock);
    /*  Anfang des „kritischen Bereichs“  */
    w=read(Adresse);
    w=w+1;
    write(Adresse,w);
    /*  Ende des „kritischen Bereichs“    */
    release(Lock);
  };
}
```

- Problem: Lock-Variable nicht geschützt

- Nicht alle Zugriffe sind problematisch:
  - Gleichzeitiges Lesen von Daten stört nicht
  - Prozesse, die „disjunkt“ sind (d.h.: die keine gemeinsamen Daten haben) können ohne Schutz zugreifen
- Sobald mehrere Prozesse/Threads/... gemeinsam auf ein Objekt zugreifen – und mindestens einer davon schreibend –, ist das Verhalten des Gesamtsystems **unvorhersehbar** und **nicht reproduzierbar**.

- Einführung, Race Conditions
- Kritische Abschnitte und gegenseitiger Ausschluss
- Synchronisationsmethoden
  - Standard-Primitive: Mutexe, Semaphore, Monitore
  - Locking
  - Nachrichten

Kritische Bereiche (1)

- Programmteil, der auf gemeinsame Daten zugreift
  - Müssen nicht verschiedene Programme sein: auch mehrere Instanzen des gleichen Programms!
- Block zwischen erstem und letztem Zugriff
- Nicht den Code schützen, sondern die Daten
- Formulierung: kritischen Bereich „betreten“ und „verlassen“ (enter / leave critical section)

Kritische Bereiche (2)

- Anforderung an parallele Threads:
  - Es darf maximal ein Thread gleichzeitig im kritischen Bereich sein
  - Kein Thread, der außerhalb kritischer Bereiche ist, darf einen anderen blockieren
  - Kein Thread soll ewig auf das Betreten eines kritischen Bereichs warten
  - Deadlocks sollen vermieden werden (z. B.: zwei Prozesse sind in verschiedenen kritischen Bereichen und blockieren sich gegenseitig)

Gegenseitiger Ausschluss

- Tritt nie mehr als ein Thread gleichzeitig in den kritischen Bereich ein, heißt das „**gegenseitiger Ausschluss**“ (englisch: **mut**ual **ex**clusion, kurz: mutex)
- Es ist Aufgabe der Programmierer, diese Bedingung zu garantieren
- Das Betriebssystem bietet Hilfsmittel, mit denen gegenseitiger Ausschluss durchgesetzt werden kann, schützt aber nicht vor Programmier-fehlern

Test-and-Set-Lock (TSL) (1)

- Maschineninstruktion (z.B. mit dem Namen TSL = Test and Set Lock), die atomar eine Lock-Variable liest und setzt, also ohne dazwischen unterbrochen werden zu können.

```
enter:
  tsl register, flag  ; Variablenwert in Register kopieren und
                      ; dann Variable auf 1 setzen
  cmp register, 0     ; War die Variable 0?
  jnz enter           ; Nicht 0: Lock war gesetzt, also
  Schleife
  ret

leave:
  mov   flag, 0       ; 0 in flag speichern: Lock freigeben
  ret
```

Test-and-Set-Lock (TSL) (2)

- TSL muss zwei Dinge leisten:
  - Interrupts ausschalten, damit der Test-und-Setzen-Vorgang nicht durch einen anderen Prozess unterbrochen wird
  - Im Falle mehrerer CPUs den Speicherbus sperren, damit kein Prozess auf einer anderen CPU (deren Interrupts nicht gesperrt sind!) auf die gleiche Variable zugreifen kann

Aktives / passives Warten (1)

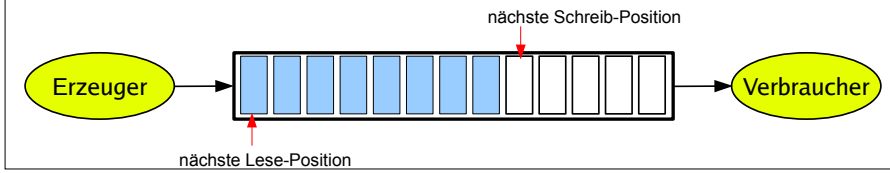
- Aktives Warten (busy waiting):
  - Ausführen einer Schleife, bis eine Variable einen bestimmten Wert annimmt.
  - Der Thread ist bereit und belegt die CPU.
  - Die Variable muss von einem anderen Thread gesetzt werden.
    - (Großes) Problem, wenn der andere Thread endet.
    - (Großes) Problem, wenn der andere Thread – z. B. wegen niedriger Priorität – nicht dazu kommt, die Variable zu setzen.

Aktives / passives Warten (2)

- Passives Warten (sleep and wake):
  - Ein Thread blockiert und wartet auf ein Ereignis, das ihn wieder in den Zustand „bereit“ versetzt.
  - Blockierter Thread verschwendet keine CPU-Zeit.
  - Ein anderer Thread muss das Eintreten des Ereignisses bewirken.
    - (Kleines) Problem, wenn der andere Thread endet.
  - Bei Eintreten des Ereignisses muss der blockierte Thread geweckt werden, z. B.
    - explizit durch einen anderen Thread,
    - durch Mechanismen des Betriebssystems.

Erzeuger-Verbraucher-Problem (1)

- Beim Erzeuger-Verbraucher-Problem (producer consumer problem, bounded buffer problem) gibt es zwei kooperierende Threads:
  - Der Erzeuger speichert Informationen in einem beschränkten Puffer.
  - Der Verbraucher liest Informationen aus diesem Puffer.



Erzeuger-Verbraucher-Problem (2)

- **Synchronisation**
  - **Puffer nicht überfüllen:**
    Wenn der Puffer voll ist, muss der Erzeuger warten, bis der Verbraucher eine Information aus dem Puffer abgeholt hat, und erst dann weiter arbeiten.
  - **Nicht aus leerem Puffer lesen:**
    Wenn der Puffer leer ist, muss der Verbraucher warten, bis der Erzeuger eine Information im Puffer abgelegt hat, und erst dann weiter arbeiten.

Erzeuger-Verbraucher-Problem (3)

- Realisierung mit passivem Warten:
  - Eine gemeinsam benutzte Variable „count“ zählt die belegten Positionen im Puffer.
  - Wenn der Erzeuger eine Information einstellt und der Puffer leer war (count == 0), weckt er den Verbraucher;
    bei vollem Puffer blockiert er.
  - Wenn der Verbraucher eine Information abholt und der Puffer voll war (count == max), weckt er den Erzeuger;
    bei leerem Puffer blockiert er.

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit sleep / wake

```
#define  N  100                        // Anzahl der Plätze im Puffer
int  count = 0;                        // Anzahl der belegten Plätze im Puffer

producer () {
  while (TRUE) {                       // Endlosschleife
    produce_item (item);               // Erzeuge etwas für den Puffer
    if (count == N) sleep();           // Wenn Puffer voll: schlafen legen
    enter_item (item);                 // In den Puffer einstellen
    count = count + 1;                 // Zahl der belegten Plätze inkrementieren
    if (count == 1) wake(consumer);    // war der Puffer vorher leer?
  }
}

consumer () {
  while (TRUE) {                       // Endlosschleife
    if (count == 0) sleep();           // Wenn Puffer leer: schlafen legen
    remove_item (item);                // Etwas aus dem Puffer entnehmen
    count = count - 1;                 // Zahl der belegten Plätze dekrementieren
    if (count == N-1) wake(producer); // war der Puffer vorher voll?
    consume_item (item);               // Verarbeiten
  }
}
```


Deadlock-Problem bei sleep / wake (1)

- Das Programm enthält eine race condition, die zu einem Deadlock führen kann, z. B. wie folgt:
  - Verbraucher liest Variable count, die den Wert 0 hat.
  - Kontextwechsel zum Erzeuger.
  - Erzeuger stellt etwas in den Puffer ein, erhöht count und weckt den Verbraucher, da count vorher 0 war.
  - Verbraucher legt sich schlafen, da er für count noch den Wert 0 gespeichert hat (der zwischenzeitlich erhöht wurde).
  - Erzeuger schreibt den Puffer voll und legt sich dann auch schlafen.

Deadlock-Problem bei sleep / wake (2)

- **Problemursache:**
  Wakeup-Signal für einen – noch nicht – schlafenden Prozess wird ignoriert
- Falsche Reihenfolge
- Weckruf „irgendwie“ für spätere Verwendung aufbewahren...

```
VERBRAUCHER                ERZEUGER
n=read(count);             ..
-------------------------------------
..                         produce_item();
..                         n=read(count);
..                         /* n=0 */
..                         n=n+1;
..                         write(n,count);
..                  <----  wake(VERBRAUCHER);
-------------------------------------
/* n=0 */                  ..
sleep();                   ..
```


Deadlock-Problem bei sleep / wake (3)

- Lösungsmöglichkeit: Systemaufrufe *sleep* und *wake* verwenden ein „wakeup pending bit“:
  - Bei *wake()* für einen nicht schlafenden Thread dessen wakeup pending bit setzen.
  - Bei *sleep()* das wakeup pending bit des Threads überprüfen – wenn es gesetzt ist, den Thread nicht schlafen legen.

  Aber: Lösung lässt sich nicht verallgemeinern (mehrere zu synchronisiernende Prozesse benötigen evtl. zusätzliche solche Bits)

Semaphore (1)

Ein **Semaphor** ist eine Integer- (Zähler-) Variable, die man wie folgt verwendet:

- Semaphor hat festgelegten Anfangswert N („Anzahl der verfügbaren Ressourcen“).
- Beim Anfordern eines Semaphors (P- oder **Wait**-Operation): P = (niederl.) probeer
  - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen, falls er >0 ist,
  - Thread blockieren und in eine Warteschlange einreihen, wenn der Semaphor-Wert 0 ist.

Semaphore (2)

- Bei Freigabe eines Semaphors (V- oder **Signal**-Operation): V = (niederl.) vrijgeven
  - einen Thread aus der Warteschlange wecken, falls diese nicht leer ist,
  - Semaphor-Wert um 1 erhöhen (wenn es keinen auf den Semaphor wartenden Thread gibt)
- Code sieht dann immer so aus:

```
wait (&sem);
/* Code, der die Ressource nutzt */
signal (&sem);
```

- in vielen Büchern: `P(&sem)`, `V(&sem)`

Semaphore (3)

- Variante: Negative Semaphor-Werte
  - Semaphor zählt Anzahl der wartenden Threads
  - Anfordern (WAIT):
    - Semaphor-Wert um 1 erniedrigen
    - Thread blockieren und in eine Warteschlange einreihen, wenn der Semaphor-Wert ≤ 0 ist.
  - Freigabe (SIGNAL):
    - Thread aus der Warteschlange wecken (falls nicht leer)
    - Semaphor-Wert um 1 erhöhen

Semaphore (4)

- Pseudo-Code für Semaphor-Operationen

```
wait (sem) {
  if (sem>0)
    sem--;
  else
    BLOCK_CALLER;
}
```

```
signal (sem) {
  if (P in QUEUE(sem)) {
    wakeup (P);
    remove (P, QUEUE);
  }
  else
    sem++;
}
```


Mutexe (1)

- **Mutex:** boolesche Variable (true/false), die den Zugriff auf gemeinsam genutzte Daten synchronisiert
  - true: Zugang erlaubt
  - false: Zugang verboten
- **blockierend:** Ein Thread, der sich Zugang verschaffen will, während ein anderer Thread Zugang hat, blockiert → Warteschlange
- Bei Freigabe:
  - Warteschlange enthält Threads → einen wecken
  - Warteschlange leer: Mutex auf true setzen

Mutexe (2)

- **Mutex** (**mut**ual **ex**clusion) **= binärer Semaphor**, also ein Semaphor, der nur die Werte 0 / 1 annehmen kann. Pseudo-Code:

```
wait (mutex) {
  if (mutex==1)
    mutex=0;
  else
    BLOCK_CALLER;
}
```

```
signal (mutex) {
  if (P in QUEUE(mutex)) {
    wakeup (P);
    remove (P, QUEUE);
  }
  else
    mutex=1;
}
```

- Neue Interpretation: wait → lock
  signal → unlock
- Mutexe für exklusiven Zugriff (kritische Bereiche)

Blockieren?

- Betriebssysteme können Mutexe und Semaphoren **blockierend** oder **nicht-blockierend** implementieren
- blockierend:
  wenn der Versuch, den Zähler zu erniedrigen, scheitert
  → warten
- nicht blockierend:
  wenn der Versuch scheitert
  → vielleicht etwas anderes tun

Atomare Operationen

- Bei Mutexen / Semaphoren müssen die beiden Operationen wait() und signal() **atomar** implementiert sein:

  Während der Ausführung von wait() / signal() darf kein anderer Prozess an die Reihe kommen

Warteschlangen

- Mutexe / Semaphore verwalten Warteschlangen (der Prozesse, die schlafen gelegt wurden)
- Beim Aufruf von signal() muss evtl. ein Prozess geweckt werden
- Auswahl des zu weckenden Prozesses ist ein ähnliches Problem wie die Prozess-Auswahl im Scheduler
  - FIFO: **starker** Semaphor / Mutex
  - zufällig: **schwacher** Semaphor / Mutex

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit Semaphoren und Mutexen

```
typedef int semaphore;
semaphore mutex = 1;        // Kontrolliert Zugriff auf Puffer
semaphore empty = N;        // Zählt freie Plätze im Puffer
semaphore full = 0;         // Zählt belegte Plätze im Puffer

producer() {
  while (TRUE) {            // Endlosschleife
    produce_item(item);     // Erzeuge etwas für den Puffer
    wait (empty);           // Leere Plätze dekrementieren bzw. blockieren
    wait (mutex);           // Eintritt in den kritischen Bereich
    enter_item (item);      // In den Puffer einstellen
    signal (mutex);         // Kritischen Bereich verlassen
    signal (full);          // Belegte Plätze erhöhen, evtl. consumer wecken
  }
}

consumer() {
  while (TRUE) {            // Endlosschleife
    wait (full);            // Belegte Plätze dekrementieren bzw. blockieren
    wait (mutex);           // Eintritt in den kritischen Bereich
    remove_item(item);      // Aus dem Puffer entnehmen
    signal (mutex);         // Kritischen Bereich verlassen
    signal (empty);         // Freie Plätze erhöhen, evtl. producer wecken
    consume_entry (item);   // Verbrauchen
  }
}
```

Monitore (1)

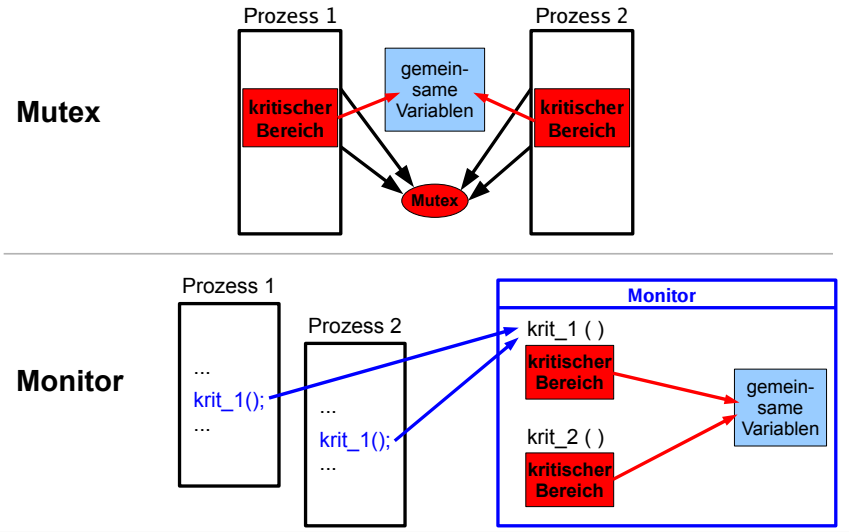
Motivation

- Arbeit mit Semaphoren und Mutexen zwingt den Programmierer, vor und nach jedem kritischen Bereich wait() und signal() aufzurufen
- Wird dies ein einziges Mal vergessen, funktioniert die Synchronisation nicht mehr
- **Monitor** kapselt die kritischen Bereiche
- Monitor muss von Programmiersprache unterstützt werden (z.B. Java, Concurrent Pascal)

Monitore (2)

- **Monitor:** Sammlung von Prozeduren, Variablen und speziellen Bedingungsvariablen:
  - Prozesse können die Prozeduren des Monitors aufrufen, können aber nicht von außerhalb des Monitors auf dessen Datenstrukturen zugreifen.
  - Zu jedem Zeitpunkt kann nur ein einziger Prozess aktiv im Monitor sein (d. h.: eine Monitor-Prozedur ausführen).
- Monitor wird durch Verlassen der Monitorprozedur frei gegeben

Monitore (3)



Monitore (4)

Einfaches Beispiel: Zugriff auf eine Festplatte; mit Mutex

```
mutex disk_access = 1;
```

```
wait (disk_access);
// Daten von der Platte lesen
signal (disk_access);

wait (disk_access);
// Daten auf die Platte schreiben
signal (disk_access);
```

Gleiches Beispiel, mit Monitor

```
monitor disk {
  entry read (diskaddr, memaddr) {
    // Daten von der Platte lesen
  };
  entry write (diskaddr, memaddr) {
    // Daten auf die Platte schreiben
  };
  init () {
    // Gerät initialisieren
  };
};
```

```
disk.read (da, ma);

disk.write (da, ma);
```

Monitor (5)

- Monitor ist ein Konstrukt, das Teil einer Programmiersprache ist
- Compiler – und nicht der Programmierer – ist für gegenseitigen Ausschluss zuständig
- Umsetzung (durch den Compiler) z. B. mit Semaphor/Mutex:

```
• monitor disk          →  semaphore m_disk = 1;
• entry funktion () {   →  void funktion () {
    /* Code */                wait (m_disk);
  }                           /* Code */
                              signal (m_disk);
                            }
• disk.funktion();      →  funktion();
```


Monitor (6)

- Monitor-Konzept erinnert an
  - Klassen (objektorientierte Programmierung)
  - Module (modulare Programmierung)
- Kapselung der Prozeduren und Variablen (außer über als public deklarierte Prozeduren kein Zugriff auf Monitor)
- Einfaches und übersichtliches Verfahren, um kritische Bereiche zu schützen, aber:
- Was tun, wenn ein Prozess im Monitor blockieren muss?

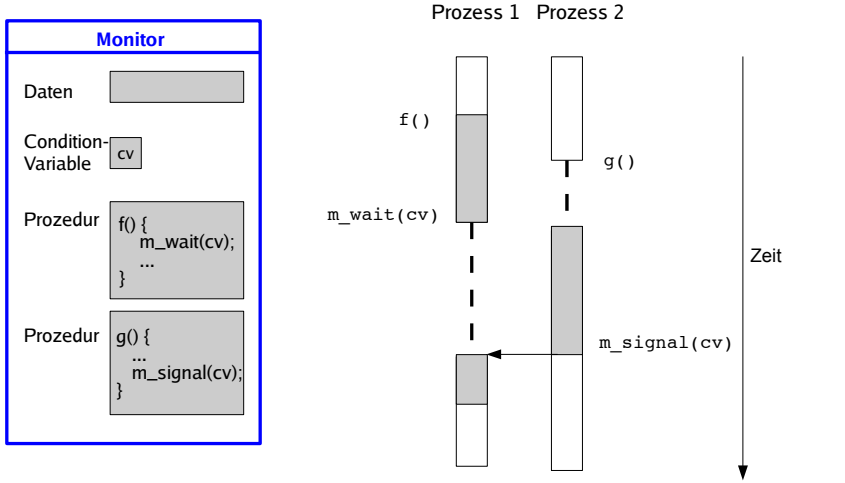
Monitor (7)

Zustandsvariablen (condition variables)

Idee: Prozess in Monitor muss darauf warten, dass eine bestimmte Bedingung (condition) erfüllt ist. Für jede „Zustandsvariable“ Wait- und Signal-Funktionen:

- **m_wait** (var): aufrufenden Prozess sperren (er gibt den Monitor frei)
- **m_signal** (var): gesperrten Prozess entsperren (weckt einen Prozess, der den Monitor mit m_wait() verlassen hat);
  erfolgt unmittelbar vor Verlassen des Monitors

Monitore (8)



Monitore (9)

- Gesperrte Prozesse landen in einer Warteschlange, die der Zustandsvariable zugeordnet ist
- Interne Warteschlangen haben Vorrang vor Prozessen, die von außen kommen
- Implementation mit Mutex/Semaphor:

```
conditionVariable {
  int queueSize = 0;
  mutex m;
  semaphore waiting;

  wait() {
     m.lock();
     queueSize++;
     m.release();
     waiting.down();
  }
```

```
signal() {
   m.lock();
   while (queueSize > 0){
      // alle wecken
      queueSize--;
      waiting.up();
   }
   m.release();
}
}
```


Monitore (10)

Erzeuger-Verbraucher-Problem mit Monitor

```
monitor iostream {
  item buffer;
  int count;
  const int bufsize = 64;
  condition nonempty, nonfull;

  entry append(item x) {
    while (count == bufsize) m_wait(nonfull);
    put(buffer, x); // put ist lokale Prozedur
    count = 1;
    m_signal(nonempty);
  }

  entry remove(item x) {
    while (count == 0) m_wait(nonempty);
    get(buffer, x); // get ist lokale Prozedur
    count = 0;
    m_signal(nonfull);
  }

  init() {
    count = 0;  // Initialisierung
  }
}
```

Quelle: Prof. Scheidig, Univ. Saarbrücken, http://hssun5.cs.uni-sb.de/lehrstuhl/WS0607/Vorlesung_Betriebssysteme/ - angepasst an C-artige Syntax

Java und Monitore (1)

- Java verwendet Monitore zur Synchronisation
- Schlüsselwort „synchronized“
- Klasse, in der alle Methoden synchronized sind, ist ein Monitor
- Keine benannten Zustandsvariablen
- Warteschlangen:
  - m_wait: wait
  - m_signal: notify (weckt einen Prozess)
    notifyAll (weckt alle Prozesse)

Java und Monitore (2)

```
class BoundedBuffer extends MyObject {
   private int size = 0;
   private double[] buf = null;
   private int front = 0, rear = 0,
     count = 0;

   public BoundedBuffer(int size) {
      this.size = size;
      buf = new double[size];
   }

   public synchronized void
   deposit(double data) {
      while (count == size) wait();
      buf[rear] = data;
      rear = (rear+1) % size;
      count++;
      if (count == 1) notify();
   }

   public synchronized double fetch() {
      double result;
      while (count == 0) wait();
      result = buf[front];
      front = (front+1) % size;
      count--;
      if (count == size-1) notify();
      return result;
   }
}
```

Quelle: http://www.mcs.drexel.edu/~shartley/ConcProgJava/Monitors/bbse.java