

Programmierprimitiven: Monitore

Prof. Dr. David Sabel

LFE Theoretische Informatik



- 1 Monitore
 - Einführung
 - Condition Variables
 - Condition Expressions
- 2 Einige Anwendungsbeispiele mit Monitoren
 - Readers&Writers
 - Philosophen
 - Sleeping Barber
 - Barrieren
- 3 Monitore in Java

Vorteile

- Viele Probleme der nebenläufigen Programmierung lassen sich mit Semaphore lösen
- In vielen Programmiersprachen sind Semaphore implementiert

Nachteile

- Explizites Setzen und Entfernen der Locks
- Fehleranfällig:
 - Vergisst der Programmierer einen `signal`-Aufruf kann ein Deadlock auftreten
 - Vergisst der Programmieren einen `wait`-Aufruf kann der exklusive Zugriff verletzt werden

- Monitore versuchen die Schwächen der Semaphore zu beheben
- Ermöglichen **strukturierte** Programmierung
- Daten und Zugriff auf die Daten werden in einem Monitor gekapselt
- passen zu dem Modell der Objektorientierung

Monitore (2)

```
class Konto {  
    int Saldo;  
    int Kontonummer;  
    int KundenId  
  
    abheben(int x) {  
        Saldo := Saldo - x;  
    }  
  
    zubuchen(int x) {  
        Saldo := Saldo + x;  
    }  
}
```

Monitore (2)

```
monitor Konto {  
    int Saldo;  
    int Kontonummer;  
    int KundenId  
  
    abheben(int x) {  
        Saldo := Saldo - x;  
    }  
  
    zubuchen(int x) {  
        Saldo := Saldo + x;  
    }  
}
```

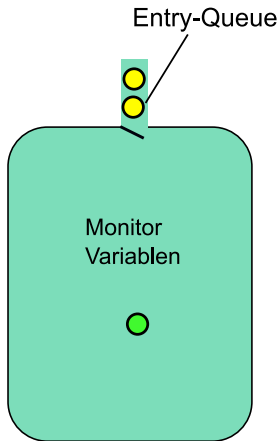
- Kapselung von Daten und Methoden
- **Kein** direkter Zugriff auf Attribute
- Zugriff nur über die Methoden

Monitore (2)

```
monitor Konto {  
    int Saldo;  
    int Kontonummer;  
    int KundenId  
  
    abheben(int x) {  
        Saldo := Saldo - x;  
    }  
  
    zubuchen(int x) {  
        Saldo := Saldo + x;  
    }  
}
```

- Kapselung von Daten und Methoden
- **Kein** direkter Zugriff auf Attribute
- Zugriff nur über die Methoden
- Nur **ein** Prozess kann zu einer Zeit **im** Monitor sein
- D.h. nur eine Methode von einem Prozess zu einer Zeit am Ausführen
- Andere Prozesse werden blockiert

Monitore (3)



- **Wartende (blockierte) Prozesse**
- **Prozess im Monitor**

- Wartende Prozesse entweder in FIFO-Schlange oder
- Menge, d.h. keine Starvation-Freiheit
- Hängt von der Implementierung ab

Mutual-Exclusion mit Monitor

```
monitor Mutex {  
    ...  
    Variablen des kritischen Abschnitts  
    ...  
    inKritischenAbschnitt(...) {  
        Kritischer Abschnitt;  
    }  
}
```

Prozess i:

```
loop forever  
(1) Restlicher Code  
(2) Mutex.inKritischenAbschnitt()  
end loop
```

Vorteil gegenüber Semaphore

Setzen / Entfernen des Locks geschieht implizit

Vor- und Nachteile bisher

Vorteil gegenüber Semaphore

Setzen / Entfernen des Locks geschieht implizit

Nachteil gegenüber Semaphore

Viele Probleme benötigen explizites Blockieren von Prozessen

Vorteil gegenüber Semaphore

Setzen / Entfernen des Locks geschieht implizit

Nachteil gegenüber Semaphore

Viele Probleme benötigen explizites Blockieren von Prozessen

Beispiele:

- Bounded Buffer: Erzeuger muss blockiert werden, wenn Buffer voll ist und Verbraucher muss blockiert werden, wenn Buffer leer ist
- Readers- und Writer: Es sollen mehrere Leser-Prozesse erlaubt sein, und Writer-Prozesse müssen blockiert werden solange gelesen wird usw.

Vorteil gegenüber Semaphore

Setzen / Entfernen des Locks geschieht implizit

Nachteil gegenüber Semaphore

Viele Probleme benötigen explizites Blockieren von Prozessen

Beispiele:

- Bounded Buffer: Erzeuger muss blockiert werden, wenn Buffer voll ist und Verbraucher muss blockiert werden, wenn Buffer leer ist
- Readers- und Writer: Es sollen mehrere Leser-Prozesse erlaubt sein, und Writer-Prozesse müssen blockiert werden solange gelesen wird usw.

Bei Readers- und Writers: Lesende Prozesse dürfen beim Lesen nicht im Monitor verbleiben, sonst kann immer nur ein Prozess lesen!

Erweiterung der Monitordefinition

- Bisherige Monitordefinition zu schwach (im Vergleich mit Semaphore)
- Deshalb: Erweiterung um **Condition Variables** oder **Condition Expressions**
- Zwei verschiedene Ansätze, beide kommen in Programmiersprachen vor
- Im folgenden: erst Condition Variables dann (kurz) Condition Expressions

Condition Variables

- FIFO-Queue (meistens) mit Operationen
- Name der Condition Variables wird meistens so gewählt, dass er die wahr werdene Bedingung erläutert, aber
- Die Bedingung wird **nicht** vom Laufzeitsystem geprüft. Es ist nur **ein Name**
- Operationen für Condition Variable cond:
 - `waitC(cond)`
 - `signalC(cond)`
 - manchmal: `empty(cond)`
- Achtung: Semantik verschieden von `signal` und `wait` bei Semaphore!

Condition Variables (2)

Simulation eines Semaphors mit einem Monitor

```
monitor Semaphore {  
    int s := k;  
    condition notZero;  
  
    wait() {  
        if s = 0 then  
            waitC(notZero)  
        s := s - 1  
    }  
  
    signal() {  
        s := s + 1  
        signalC(notZero)  
    }  
}
```

Semantik von Condition Variables

- Sei P der aufrufende Prozess, cond eine Condition Variable im Monitor monitor
- Erinnerung: cond ist eine FIFO-Queue (Liste)
- Sei lock der implizite Lock des Monitors (Lock zur Entry-Queue)

Semantik von Condition Variables

- Sei P der aufrufende Prozess, cond eine Condition Variable im Monitor monitor
- Erinnerung: cond ist eine FIFO-Queue (Liste)
- Sei lock der implizite Lock des Monitors (Lock zur Entry-Queue)

Semantik von waitC

```
waitC(cond) {  
    cond := append(cond,P); // Prozess wird zur Queue hinzugefügt  
    P.state := blocked;    // Prozess blockiert  
    monitor.lock := release; // Monitor-Lock wird freigegeben  
}
```

Semantik von Condition Variables (2)

Semantik von signalC

```
signalC(cond) {  
  if cond  $\neq$  empty then  
    Q := head(cond); // Erster Prozess der Queue  
    cond := tail(cond); // wird aus Queue entfernt  
    Q.state := ready; // und entblockiert  
}
```

Semantik von signalC

```
signalC(cond) {  
  if cond  $\neq$  empty then  
    Q := head(cond); // Erster Prozess der Queue  
    cond := tail(cond); // wird aus Queue entfernt  
    Q.state := ready; // und entblockiert  
}
```

Achtung:

- Die Semantik so ist noch unterspezifiziert:
- Anscheinlich: Aufrufender Prozess und entblockierter Prozess **gleichzeitig** im Monitor
- Klärung später, Annahme erstmal: Aufrufender Prozess verlässt Monitor

Semantik von empty

```
empty(cond) {  
    return(cond = empty); }
```

Semaphoresimulation – nochmal

```
monitor Semaphore {  
    int s := k;  
    condition notZero;  
  
    wait() {  
        if s = 0 then  
            waitC(notZero)  
        s := s - 1  
    }  
  
    signal() {  
        s := s + 1  
        signalC(notZero)  
    }  
}
```

Vergleich wait, signal, waitC, signalC

Semaphore Sem

`wait(Sem)` kann zum Blockieren führen,
muss aber nicht

Monitore (Condition Variable cond)

Vergleich wait, signal, waitC, signalC

Semaphore Sem

wait(Sem) kann zum Blockieren führen,
muss aber nicht

Monitore (Condition Variable cond)

waitC(cond) blockiert den Prozess **stets**

Vergleich wait, signal, waitC, signalC

Semaphore Sem

wait(Sem) kann zum Blockieren führen,
muss aber nicht

signal(Sem) hat stets einen Effekt: Ent-
blockieren eines Prozesses oder Erhöhen von
Sem.V

Monitore (Condition Variable cond)

waitC(cond) blockiert den Prozess **stets**

Vergleich wait, signal, waitC, signalC

Semaphore Sem

`wait(Sem)` kann zum Blockieren führen, muss aber nicht

`signal(Sem)` hat stets einen Effekt: Entblockieren eines Prozesses oder Erhöhen von $Sem.V$

Monitore (Condition Variable cond)

`waitC(cond)` blockiert den Prozess **stets**

`signalC(cond)` kann ineffektiv sein: Entweder Prozess in cond wird entblockiert, oder ineffektiv, wenn cond leer ist

Erzeuger / Verbraucher mit Monitor

```
monitor BoundedBuffer {
  bufferType buffer := empty;
  condition notEmpty;
  condition notFull;
  produce(v) {
    if length(buffer) = N then
      waitC(notFull);
    buffer := append(v,buffer);
    signalC(notEmpty);
  }
  consume() {
    if length(buffer) = 0 then
      waitC(notEmpty)
    w := head(buffer);
    buffer := tail(buffer);
    signalC(notFull)
    return(w);
  }
}
```

Code des Erzeugers:

```
loop forever
(1) erzeuge e
(2) BoundedBuffer.produce(e)
end loop
```

Code des Verbrauchers:

```
loop forever
(1) e := BoundedBuffer.consume();
(2) verbrauche e;
end loop
```

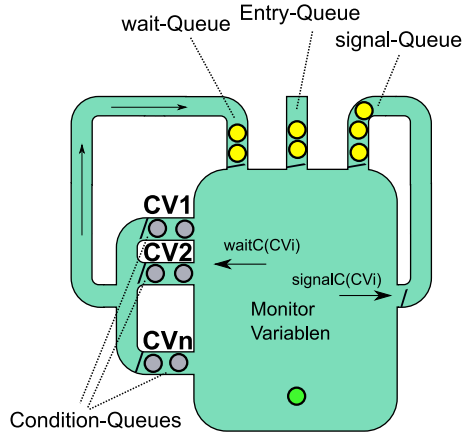
Genauere Modellierung von Monitoren

- Erinnerung: Beim Durchführen von `signalC` ist nicht eindeutig, wer den Monitor-Lock anschließend haben soll
- Es gibt verschiedene Varianten
- Wenn gewecketer Prozess weiterrechnen darf:
Wo wartet der signalisierende Prozess?

Genauere Modellierung von Monitoren

- Erinnerung: Beim Durchführen von `signalC` ist nicht eindeutig, wer den Monitor-Lock anschließend haben soll
- Es gibt verschiedene Varianten
- Wenn gewecketer Prozess weiterrechnen darf:
Wo wartet der signalisierende Prozess?
- Deshalb genauere Modellierung:
- Es gibt mehrere Queues:
 - Condition-Queue (eine pro Condition-Variable)
 - wait-Queue (eine pro Monitor)
 - signal-Queue (eine pro Monitor)
 - entry-Queue (eine pro Monitor)

Monitor-Modellierung mit drei Queues für die Condition Variable



- **Wartende Prozesse: Verwaltung durch Monitor.lock**
- **Wartende Prozesse: Verwaltung durch Condition**
- **Prozess im Monitor**

Semantik der Queues

Condition-Queues: Dort warten die mit `waitC` blockierten Prozesse.

Wait-Queue: Wird ein `signalC` ausgeführt, so wird der erste wartende Prozess der Condition-Queue in die Wait-Queue eingefügt.

Signal-Queue: Der Prozess der `signalC` ausführt, wird in die Signal-Queue eingereiht, **falls** er einen Prozess der Condition-Queue entblockiert hat.

Entry-Queue: Wartende Prozesse, die den Monitor betreten möchten

Semantik der Queues

Condition-Queues: Dort warten die mit `waitC` blockierten Prozesse.

Wait-Queue: Wird ein `signalC` ausgeführt, so wird der erste wartende Prozess der Condition-Queue in die Wait-Queue eingefügt.

Signal-Queue: Der Prozess der `signalC` ausführt, wird in die Signal-Queue eingereiht, **falls** er einen Prozess der Condition-Queue entblockiert hat.

Entry-Queue: Wartende Prozesse, die den Monitor betreten möchten

Problem

Welche der drei Queues am Monitor-Lock hat Vorrang vor den anderen?

Problem

Welche der drei Queues am Monitor-Lock hat Vorrang vor den anderen?

- Je nach Implementierung gibt es verschiedene Strategien
- Wir schreiben E, W, S für die Prioritäten der Entry-, Wait- und Signal-Queue

Prioritäten für die Queues (2)

13 Möglichkeiten

1 $E = W = S$

2 $E = W < S$

3 $E = S < W$

4 $E < W = S$

5 $E < W < S$

6 $E < S < W$

7 $E > W = S$

8 $E = S > W$

9 $S > E > W$

10 $E = W > S$

11 $W > E > S$

12 $E > S > W$

13 $E > W > S$

Prioritäten für die Queues (2)

13 Möglichkeiten

- 1 $E = W = S$
- 2 $E = W < S$
- 3 $E = S < W$
- 4 $E < W = S$
- 5 $E < W < S$
- 6 $E < S < W$
- 7 $E > W = S$ nicht sinnvoll
- 8 $E = S > W$
- 9 $S > E > W$
- 10 $E = W > S$
- 11 $W > E > S$
- 12 $E > S > W$ nicht sinnvoll
- 13 $E > W > S$ nicht sinnvoll

- Neue Prozesse würden alten vorgezogen
- W und S Prozesse müssen evtl. beliebig lange Warten
- Die W und S Queues werden evtl. immer voller

Prioritäten für die Queues (2)

13 Möglichkeiten

- 1 $E = W = S$
- 2 $E = W < S$
- 3 $E = S < W$
- 4 $E < W = S$
- 5 $E < W < S$
- 6 $E < S < W$
- 7 $E > W = S$ nicht sinnvoll
- 8 $E = S > W$ nicht sinnvoll
- 9 $S > E > W$ nicht sinnvoll
- 10 $E = W > S$ nicht sinnvoll
- 11 $W > E > S$ nicht sinnvoll
- 12 $E > S > W$ nicht sinnvoll
- 13 $E > W > S$ nicht sinnvoll

- Ähnliches Problem
- Neue Prozesse würden alten vorgezogen
- W bzw. S Prozesse müssen evtl. beliebig lange Warten
- Die W bzw. S Queues werden evtl. immer voller
- $\Rightarrow E$ sollte nicht größere als W oder S sein

13 Möglichkeiten

- 1 $E = W = S$
- 2 $E = W < S$
- 3 $E = S < W$
- 4 $E < W = S$
- 5 $E < W < S$
- 6 $E < S < W$ Klassische Definition
- 7 $E > W = S$ nicht sinnvoll
- 8 $E = S > W$ nicht sinnvoll
- 9 $S > E > W$ nicht sinnvoll
- 10 $E = W > S$ nicht sinnvoll
- 11 $W > E > S$ nicht sinnvoll
- 12 $E > S > W$ nicht sinnvoll
- 13 $E > W > S$ nicht sinnvoll

- Erst darf der wartende Prozess weiterrechnen
- Dann der signalisierende
- Am Schluss neue Prozesse
- Bezeichnungen:

Signal and Urgent Wait
(Hoare 1974)

oder auch

Immediate Resumption
Requirement

Prioritäten für die Queues (2)

13 Möglichkeiten

- 1 $E = W = S$
- 2 $E = W < S$
- 3 $E = S < W$
- 4 $E < W = S$
- 5 $E < W < S$ Signal and Continue
- 6 $E < S < W$ Klassische Definition
- 7 $E > W = S$ nicht sinnvoll
- 8 $E = S > W$ nicht sinnvoll
- 9 $S > E > W$ nicht sinnvoll
- 10 $E = W > S$ nicht sinnvoll
- 11 $W > E > S$ nicht sinnvoll
- 12 $E > S > W$ nicht sinnvoll
- 13 $E > W > S$ nicht sinnvoll

Prioritäten für die Queues (2)

13 Möglichkeiten

- 1 $E = W = S$
- 2 $E = W < S$
- 3 $E = S < W$ Signal and Wait
- 4 $E < W = S$
- 5 $E < W < S$ Signal and Continue
- 6 $E < S < W$ Klassische Definition
- 7 $E > W = S$ nicht sinnvoll
- 8 $E = S > W$ nicht sinnvoll
- 9 $S > E > W$ nicht sinnvoll
- 10 $E = W > S$ nicht sinnvoll
- 11 $W > E > S$ nicht sinnvoll
- 12 $E > S > W$ nicht sinnvoll
- 13 $E > W > S$ nicht sinnvoll

13 Möglichkeiten

- 1 $E = W = S$
- 2 $E = W < S$ Wait and Notify
- 3 $E = S < W$ Signal and Wait
- 4 $E < W = S$
- 5 $E < W < S$ Signal and Continue
- 6 $E < S < W$ Klassische Definition
- 7 $E > W = S$ nicht sinnvoll
- 8 $E = S > W$ nicht sinnvoll
- 9 $S > E > W$ nicht sinnvoll
- 10 $E = W > S$ nicht sinnvoll
- 11 $W > E > S$ nicht sinnvoll
- 12 $E > S > W$ nicht sinnvoll
- 13 $E > W > S$ nicht sinnvoll

- Verwendet in Java
- Problematisch: Bedingung zur Condition Variable kann wieder falsch sein, bis der Prozess wirklich wieder aktiv im Monitor ist
- Lösung: Zirkuläres Prüfen und Warten:

Beispiel: Erniedrige s erst dann, wenn $s \neq 0$

```
while s = 0 do
    waitC(slstNichtNull);
    s := s - 1;
```

Monitore mit Condition Expressions

- Anstelle von Condition Variablen:
- Es dürfen echte Boolesche Ausdrücke verwendet werden bei `waitCE` (wir schreiben `waitCE` statt `waitC`)
- Die Operation `signalC` gibt es **nicht**
- Das Laufzeitsystem prüft, ob die Ausdrücke wahr werden und entblockiert dann automatisch.

Erzeuger / Verbraucher mit Condition Expressions

```
monitor BoundedBuffer {
  bufferType buffer := empty;
  constant length := N;

  produce(v) {
    waitCE(length(buffer) < N); // Puffer voll?
    buffer := append(v,buffer);
  }

  consume() {
    waitCE(length(buffer) > 0); // Puffer leer?
    w := head(buffer);
    buffer := tail(buffer);
    return(w);  }
}
```

Code des Erzeugers:

```
loop forever
(1)  erzeuge e
(2)  BoundedBuffer.produce(e)
end loop
```

Code des Verbrauchers:

```
loop forever
(1)  e := BoundedBuffer.consume();
(2)  verbrauche e;
end loop
```

Im Folgenden:

- Einige der bekannten Anwendungsbeispiele kodiert mit Monitoren
- Wir benutzen Monitore mit Condition Variables
- Mit der klassischen Definition $E < S < W$ (Signal and Urgent Wait)

Readers & Writers mit Monitoren

```
monitor RW {
  int countR, countW := 0;
  condition okToWrite, okToRead;

  startRead() {
    if countW  $\neq$  0 or not(empty(okToWrite))
    then waitC(okToRead);
    countR := countR + 1;
    signalC(okToRead);}

  endRead() {
    countR := countR - 1;
    if countR = 0 then signalC(okToWrite);}

  ... }
```

Readers & Writers mit Monitoren (2)

...

```
startWrite() {  
    if countR  $\neq$  0 or countW  $\neq$  0  
    then waitC(okToWrite);  
    countW := 1;}  
  
endWrite() {  
    countW := 0;  
    if empty(okToRead)  
    then signalC(okToWrite);  
    else signalC(okToRead);}
```

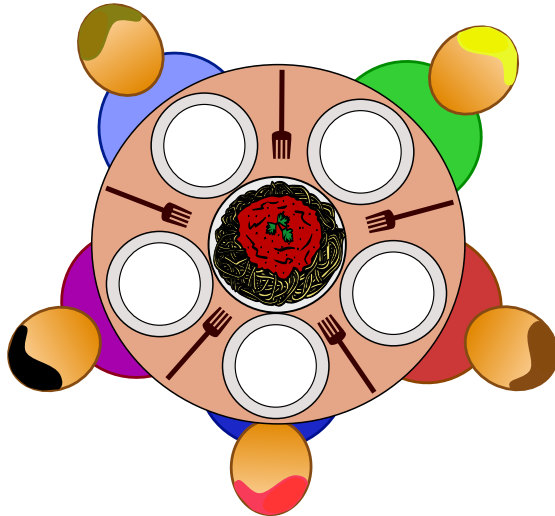
Code des Readers:

- (1) RW.startRead();
- (2) Lese;
- (3) RW.endRead();

Code des Writers:

- (1) RW.startWrite();
- (2) Schreibe;
- (3) RW.endWrite();

Speisende Philosophen mit Monitoren



Speisende Philosophen mit Monitoren (2)

- Modellierung nicht mit Semaphore
- Gabeln werden nur implizit benutzt
- Stattdessen: Für jeden Philosoph wird notiert, wieviele Gabeln vor ihm liegen (0,1 oder 2)
- Philosoph isst nur dann, wenn er zwei Gabeln hat
- Modifikation der Anzahl Gabeln:
 - Gabeln vor Philosoph i , werden modifiziert durch:
linker und rechter Nachbar von Philosoph i

Speisende Philosophen mit Monitoren (3)

```
monitor Forks {
  constant anzahlPhil := N;
  int array [1,...,anzahlPhil] forks := [2,...,2];
  condition array [1,..., anzahlPhil] okToEat;
  takeForks(i) {
    if forks[i] ≠ 2 then waitC(okToEat[i]);
    forks[i+1] := forks[i+1]-1;
    forks[i-1] := forks[i-1]-1;}
  releaseForks(i) {
    forks[i+1] := forks[i+1]+1;
    forks[i-1] := forks[i-1]+1;}
    if forks[i+1] = 2 then signalC(okToEat[i+1]);
    if forks[i-1] = 2 then signalC(okToEat[i-1]);}
}
```

Anmerkung: $i+1$, $i-1$ sind „modulo N “ gemeint

Speisende Philosophen mit Monitoren (3)

Philosoph i:

```
loop forever
```

```
(1)  Denke;
```

```
(2)  Forks.takeForks(i);
```

```
(3)  Esse;
```

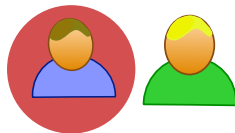
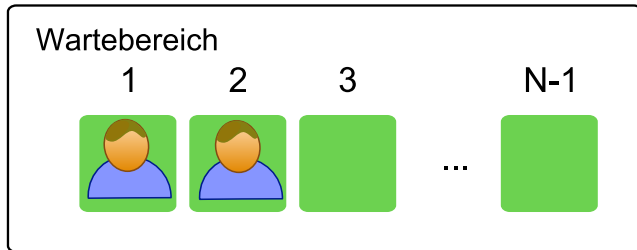
```
(4)  Forks.releaseForks(i);
```

```
end loop
```

Eigenschaften

- Lösung ist Deadlock-frei
- aber nicht Starvation-frei!

Sleeping Barber mit Monitoren



Frisier Friseur
Stuhl

Sleeping Barber mit Monitoren (2)

```
monitor Barbershop {
  int wartend:= 0;
  condition kundenVorhanden;
  condition friseurBereit;
  condition ladenVerlassen;

  // Methoden für den Friseur

  nehmeKunden() {
    if wartend = 0 then
      waitC(kundenVorhanden);
    wartend := wartend - 1;
    signalC(friseurBereit)}

  beendeKunden() {
    waitC(ladenVerlassen)}

  ...
}
```

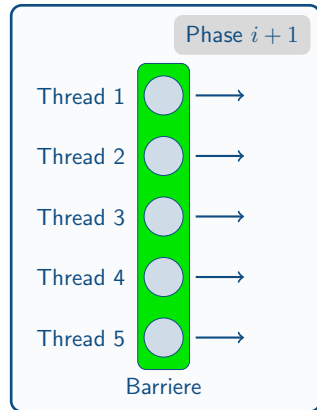
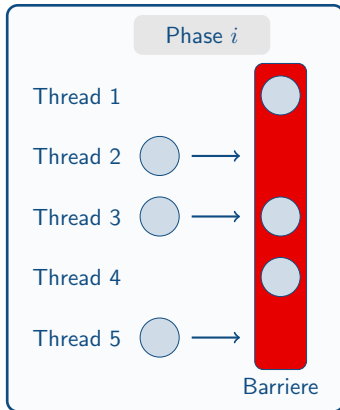
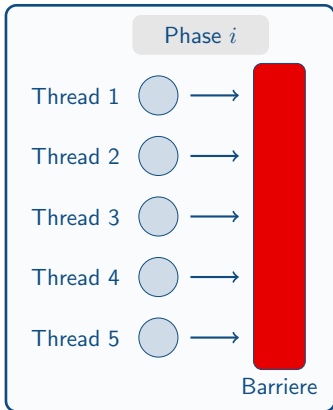
Sleeping Barber mit Monitoren (3)

```
...  
// Methoden für den Kunden  
bekommeFrisur() {  
  if wartend < N then  
    wartend := wartend + 1;  
    signalC(kundenVorhanden)  
    waitC(friseurBereit)  
    return(True);  
  else return(False);}  
verlasseLaden(){  
  signalC(ladenVerlassen)}  
}
```

```
Friseur:  
loop forever  
  Barbershop.nehmeKunden();  
  Frisiere;  
  Barbershop.beendeKunden()
```

```
Kunde  
if Barbershop.bekommeFrisur()  
then  
  erhalte Frisur;  
  verlasseLaden();
```

Barriere mit Monitor



Barriere mit Monitor (2)

```
monitor Barrier {  
  int angekommen:= 0;  
  int maxProzesse := N;  
  condition alleAngekommen;  
  
  barrier (){  
    angekommen := angekommen + 1;  
    if angekommen < maxProzesse then  
      waitC(alleAngekommen);  
    else  
      angekommen := 0;  
      signalAllC(alleAngekommen);  
  }  
}
```

```
Prozess i:  
  loop forever  
    Code vor der Barriere  
    Barrier.barrier()  
    Code nach der Barriere  
  end loop
```

signalAllC: neue Operation: Alle wartenden Prozesse werden entblockiert

- Keine expliziten Monitore, aber
- `synchronized` Methoden
- Idee dabei: Jedes Objekt hat eine Lock-Variable
- Werden Methoden mit `synchronized` modifiziert, dann ist der exklusive Zugriff auf das Objekt über diese Methode sichergestellt

Monitore in Java (2)

```
class MonitoredClass {  
    ...Attribute ...  
  
    synchronized method1 {...}  
  
    synchronized method2 {...}
```

- Nur ein Thread gleichzeitig führt Methode aus
- wenn method1 im Rumpf method2 aufruft, dann wird der Lock beibehalten.

Erlaubt:

```
class MonitoredClass {  
    ... Attribute ...  
  
    synchronized method1 {...}  
  
    method2 {...}
```

- method2 ist nicht synchronisiert.
- method2 kann jederzeit aufgerufen werden

Statt Condition Variables

- Operationen `wait`, `notify`, `notifyAll`
- Nur eine Queue pro Objekt
(zwischen verschiedenen Condition Variablen kann nicht unterschieden werden)

Statt Condition Variables

- Operationen `wait`, `notify`, `notifyAll`
- Nur eine Queue pro Objekt
(zwischen verschiedenen Condition Variablen kann nicht unterschieden werden)
- `wait()`: Thread wartet an der Queue des Objekts
- `notify()`: Ein wartender Thread wird entblockiert, aber:
Aufrufender Prozess behält Lock!
- `notifyAll()`: Alle wartende Threads werden entblockiert, aber:
Aufrufender Prozess behält Lock!
- Wartende Threads haben gleiche Priorität wie neue!

Statt Condition Variables

- Operationen `wait`, `notify`, `notifyAll`
- Nur eine Queue pro Objekt
(zwischen verschiedenen Condition Variablen kann nicht unterschieden werden)
- `wait()`: Thread wartet an der Queue des Objekts
- `notify()`: Ein wartender Thread wird entblockiert, aber:
Aufrufender Prozess behält Lock!
- `notifyAll()`: Alle wartende Threads werden entblockiert, aber:
Aufrufender Prozess behält Lock!
- Wartende Threads haben gleiche Priorität wie neue!
- Entspricht $W = E < S$

Monitore in Java (5)

- Ein entblockierter Prozess kann möglicherweise erst dann den Lock erhalten, wenn Bedingung wieder falsch!
- Lösung: Bedingung erneut prüfen!

```
while (not Bedingung)
    wait();
```

Monitore in Java (6)

Wie programmiert man mit mehreren Condition Variablen?

Gewünscht, aber geht nicht:

```
synchronized method1() {  
    if (x==0)  
        wait();...    }
```

```
synchronized method2() {  
    if (y==0)  
        wait();...    }
```

...

```
if some condition  
    notify(auf  $x \neq 0$  wartende Prozesse)  
else  
    notify(auf  $y \neq 0$  wartende Prozesse)
```

Monitore in Java (6)

Wie programmiert man mit mehreren Condition Variablen?

```
synchronized method1() {  
    while (x==0)  
        wait();...    }
```

```
synchronized method2() {  
    while (y==0)  
        wait();...    }
```

...

```
if some condition  
    notifyAll();  
else  
    notifyAll();
```


Monitore in Java (7)

- `synchronized` kann nicht nur für Methoden, sondern für beliebige Codeblöcke benutzt werden.
- Angabe des Objekts notwendig

```
Object obj = new Object();
```

```
synchronized (obj) {  
    Kritischer Abschnitt  
}
```

- Auch bestehende Objekte können verwendet werden.

Beispiele zu synchronized (1)

```
class EinThread implements Runnable {
    public void run() { printText(); }
    synchronized void printText () {
        System.out.println("(1) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        System.out.println("(2) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        System.out.println("(3) 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();
        }
    }
}
```

Beispiele zu synchronized (1)

```
class EinThread implements Runnable {
    public void run() { printText(); }
    synchronized void printText () {
        System.out.println("(1) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        System.out.println("(2) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        System.out.println("(3) 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();
        }
    }
}
```

Falsch: Da jedes EinThread-Objekt ein eigener Monitor ist

Beispiele zu synchronized (2)

```
class PrintMonitor {
    synchronized void printText () {
        System.out.println("(1) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        System.out.println("(2) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        System.out.println("(3) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
    }
}

class EinThread implements Runnable {
    PrintMonitor pm;
    EinThread(PrintMonitor pm) { this.pm = pm;}
    public void run() { pm.printText(); }
}

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

Beispiele zu synchronized (3)

```
// ... PrintMonitor und EinThread wie zuvor

class NochEinThread implements Runnable {
    PrintMonitor pm;
    NochEinThread(PrintMonitor pm) { this.pm = pm; }
    public void run() {
        synchronized (pm) { // Synchronized am selben Objekt
            System.out.println("(A) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
            System.out.println("(B) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
            System.out.println("(C) Thread " + (Thread.currentThread()).getId());
        }
    }
}

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

Beispiele in Java: Producer / Consumer (1)

```
import java.util.LinkedList;

// Die Klasse fuer den Buffer

class BBufferMon<V> {
    private LinkedList<V> buffer = new LinkedList<V>();
    private Integer length; // Fuellstand
    private Integer size;   // maximale Gr"oesse

    BBufferMon(Integer n){
        size = n;
        length = 0;
    }
}
```

Beispiele in Java: Producer / Consumer (2)

```
synchronized void produce(V elem) {
    while (length == size) { try {wait();} catch (InterruptedException e) {};}
    buffer.add(elem);
    length++;
    notifyAll();
}
synchronized public V consume() {
    while (length == 0) { try {wait();} catch (InterruptedException e) {}; }
    V e = buffer.removeFirst();
    length--;
    notifyAll();
    return e;
}
}
```

Beispiele in Java: Producer / Consumer (3)

Klassen für Erzeuger und Verbraucher:

```
class Producer extends Thread {
    BBufferMon<Integer> buff;
    Integer number;
    Producer(BBufferMon<Integer> b, Integer i) { buff = b; number = i;}
    public void run() { for (int i = 1; i <= 10; i++) {buff.produce(i);} }
}
```

```
class Consumer extends Thread {
    BBufferMon<Integer> buff;
    Integer number;
    Consumer(BBufferMon<Integer> b,Integer i) { buff = b; number = i;}
    public void run() { for (int i = 1; i <= 50; i++)
                        {Integer e = buff.consume();} }
}
```


Beispiele in Java: Producer / Consumer (4)

Main-Klasse und Methode:

```
class Main {
public static void main(String[] args) {
    // Puffer-Objekt erzeugen
        BBufferMon<Integer> b = new BBufferMon<Integer>(5);
    // Erzeuger-Threads erzeugen
        for (int i=1; i <= 50; i++)    {
            Producer q = new Producer(b,i);
            q.start();                }
    // Verbraucher-Threads erzeugen
        for (int i=1; i <= 10; i++)    {
            Consumer q = new Consumer(b,i);
            q.start();                }
        while (true) {}
    }
}
```

Beispiele in Java: Reader/Writers (aus Ben-Ari Buch)

```
class RWMonitor {
    volatile int readers = 0;
    volatile boolean writing = false;

    synchronized void StartRead() {
        while (writing)
            try { wait(); } catch (InterruptedException e) {}
        readers = readers + 1;
        notifyAll();
    }

    synchronized void EndRead() {
        readers = readers - 1;
        if (readers == 0) notifyAll();
    }
    ...
}
```

Beispiele in Java: Reader/Writers

```
synchronized void StartWrite() {
    while (writing || (readers != 0))
        try {
            wait();
        } catch (InterruptedException e) {}
    writing = true;
}
synchronized void EndWrite() {
    writing = false;
    notifyAll();
}
}
```