

# Systemprogrammierung

## Prozesssynchronisation: Hochsprachenebene

Wolfgang Schröder-Preikschat, Jürgen Kleinöder

Lehrstuhl Informatik 4

22. November 2012

# Gliederung

- 1 Monitor
  - Eigenschaften
  - Architektur
- 2 Bedingungsvariable
  - Operationen
  - Signalisierung
- 3 Beispiel
  - Nachrichtenpuffer
- 4 Zusammenfassung

# Synchronisierter abstrakter Datentyp: Monitor

**Datentyp** mit impliziten Synchronisationseigenschaften [2, 3]:

mehrseitige Synchronisation an der Monitorschnittstelle

- wechselseitiger Ausschluss der Ausführung exportierter Prozeduren
- realisiert mittels **Schlossvariablen** oder vorzugsweise **Semaphore**

einseitige Synchronisation innerhalb des Monitors

- bei Bedarf, Bedingungssynchronisation abhängiger Prozesse
- realisiert durch **Bedingungsvariable** mit zwei

Elementaroperationen:

**wait** blockiert einen Prozess bis zum Eintreten eines Signals/einer Bedingung und gibt den Monitor implizit wieder frei

**signal** zeigt das Eintreten eines Signals/einer Bedingung an und deblockiert (genau einen oder alle) darauf blockierte Prozesse

## Sprachgestützter Ansatz

- Concurrent Pascal, PL/I, Mesa, . . . , Java

# Monitor $\equiv$ (eine auf ein Modul bezogene) Klasse

## Kapselung (engl. *encapsulation*)

- von mehreren Prozessen gemeinsam bearbeitete Daten müssen, analog zu Modulen, in Monitoren organisiert vorliegen
- als Konsequenz macht die Programmstruktur kritische Abschnitte explizit sichtbar

## Datenabstraktion (engl. *information hiding*)

- wie ein Modul, so kapselt auch ein Monitor für mehrere Funktionen Wissen über gemeinsame Daten
- Auswirkungen lokaler Programmänderungen bleiben begrenzt

## Bauplan (engl. *blueprint*)

- wie eine Klasse, so beschreibt ein Monitor für mehrere Exemplare seines Typs den **Zustand** und das **Verhalten**
- er ist eine **gemeinsam benutzte Klasse** (engl. *shared class*, [2])

# Klassenkonzept erweitert um Synchronisationssemantik

Monitor  $\equiv$  implizit synchronisierte Klasse

## Monitorprozeduren (engl. *monitor procedures*)

- schließen sich bei konkurrierenden Zugriffen durch mehrere Prozesse in ihrer Ausführung gegenseitig aus
  - der erfolgreiche Prozeduraufruf sperrt den Monitor
  - bei Prozedurrückkehr wird der Monitor wieder entsperrt
- repräsentieren per Definition kritische Abschnitte, deren Integrität vom Kompilierer garantiert wird
  - die „Klammerung“ kritischer Abschnitte erfolgt automatisch
  - der Kompilierer erzeugt die dafür notwendigen Steueranweisungen

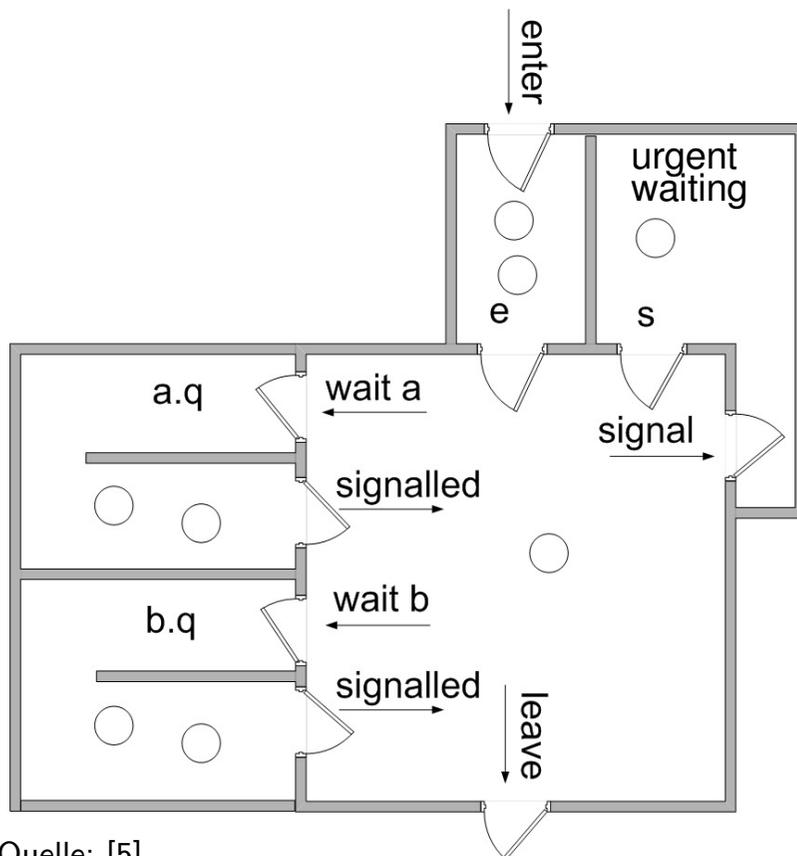
## Synchronisationsanweisungen

- sind Querschnittsbelang eines Monitors und nicht des gesamten nichtsequentiellen Programms
- sie liegen nicht quer über die ganze Software verstreut vor

# Monitor mit beidseitig blockierenden Bedingungsvariablen

Hansen [2] und Hoare [3]

Signalgeber blockiert bei Signalisierung [Hoare] oder verläßt den Monitor (*signal&leave*) [Hansen, Optimierung bei Hoare]



Quelle: [5]

## Monitorwarteschlangen

- e Zutrittsanforderer
- s Signalgeber  
(→ bevorzugter Wiedereintritt)  
alternativ vereint mit e  
(→ keine Bevorzugung)

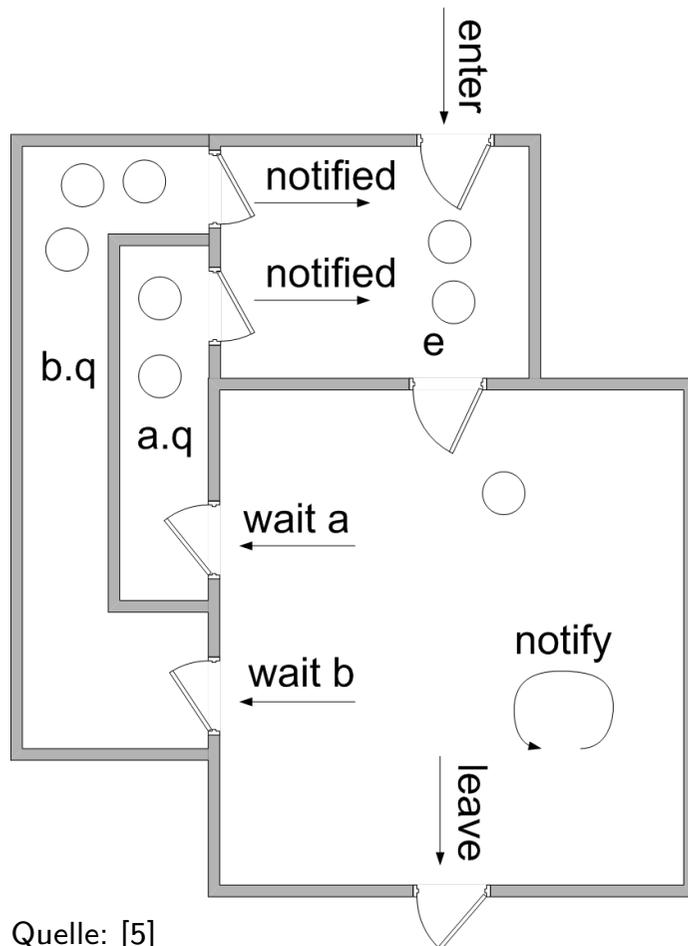
## Ereigniswarteschlangen

- a.q für Bedingungsvariable *a*
- b.q für Bedingungsvariable *b*

# Monitor mit einseitig blockierenden Bedingungsvariablen

Mesa [4]

Signalgeber bleibt nach der Signalisierung (*notify*) im Monitor



Quelle: [5]

- „Sammelweckruf“ möglich
- $n > 1$  Ereignisse signalisierbar
- Signalnehmer starten erst nach Monitorfreigabe (*leave*)

## Monitorwarteschlange

e Zutrittsanforderer *und* signalisierte Prozesse

## Ereigniswarteschlangen

a.q für Bedingungsvariable a

b.q für Bedingungsvariable b

# Gliederung

- 1 Monitor
  - Eigenschaften
  - Architektur
- 2 **Bedingungsvariable**
  - Operationen
  - Signalisierung
- 3 Beispiel
  - Nachrichtenpuffer
- 4 Zusammenfassung

# Signalisierung einer Fortführungsbedingung erwarten: *wait*

Wartebedingung festlegen

**Monitorfreigabe** als notwendiger Seiteneffekt beim Warten<sup>1</sup>:

- andere Prozesse wären sonst am Monitoreintritt gehindert
- als Folge könnte die zu erfüllende Bedingung nie erfüllt werden
- schlafende Prozesse würden nie mehr erwachen  $\leadsto$  **Verklemmung**

**Monitordaten** sind in einem konsistenten Zustand zu hinterlassen

- andere Prozesse betreten den Monitor während der Blockadephase
- als Folge sind (je nach Funktion) Zustandsänderungen zu erwarten
- vor Eintritt in die Wartephase muss der Datenzustand konsistent sein

---

<sup>1</sup>**Aktives Warten** (engl. *busy waiting*) eines Prozesses, also ohne Prozessorabgabe, ist innerhalb eines Monitor logisch komplex und (nicht nur dort) leistungsmindernd.

# Signalisierung einer Fortführungsbedingung: *signal*

## Wartebedingung aufheben

**Prozessblockaden** in Bezug auf eine Wartebedingung werden aufgehoben

- warten Prozesse, müssen folgende Anforderungen erfüllt sein:
  - wenigstens ein an der Bedingungsvariable wartender Prozess wird deblockiert
  - höchstens ein Prozess rechnet nach der Operation im Monitor weiter
- erwartet kein Prozess ein Signal, ist die Operation wirkungslos
  - d.h., Signale dürfen in Bedingungsvariablen nicht gespeichert werden

**Lösungsansätze** hierzu sind z.T. von sehr unterschiedlicher Semantik

- das betrifft etwa die Anzahl der deblockierten Prozesse:
  - alle auf die Bedingung wartenden oder genau nur einer
- große Unterschiede auch bzgl. **Besitzwechsel** bzw. **Besitzwahrung**
  - „falsche Signalisierungen“ werden toleriert oder nicht

## Besitzwechsel: *signal and (urgent) wait*

Signalisierender Prozess gibt die Kontrolle über den Monitor ab, wird inaktiv

alle das Ereignis erwartenden Prozesse befreien  $\mapsto$  Hansen [1]

- alle Prozesse aus der Ereignis- in die Monitorwarteschlange bewegen
- M.freigabe  $\Rightarrow$  alle Proz. der M.warteschlange  $\rightarrow$  Zustand „bereit“
- $n - 1$  Prozesse reihen sich erneut in die Monitorwarteschlange ein

höchstens einen das Ereignis erwartenden Prozess befreien  $\mapsto$  Hoare [3]

- nur einen Prozess der Ereigniswarteschlange entnehmen (vgl. S. 12)
- signalisierenden Prozess in Monitorwarteschlange eintragen
- direkt vom signalisierenden zum signalisierten Prozess wechseln

### Hoare: Neuauswertung der Wartebedingung entfällt

- Fortführungsbedingung des signalisierten Prozesses ist garantiert
  - seit der Signalisierung war kein anderer Prozess im Monitor
  - kein anderer Prozess konnte die Fortführungsbedingung entkräften
- der signalisierende Prozess bewirbt sich ggf. erneut um Monitorzutritt
- „falsche Signalisierungen“ (vgl. S. 12) werden nicht toleriert

## Besitzwahrung: *signal and continue*

Signalisierender Prozess behält die Kontrolle über den Monitor, bleibt aktiv

einen oder alle das Ereignis erwartenden Prozesse befreien  $\mapsto$  Mesa [4]

- Prozess(e) aus der Ereignis- in die Monitorwarteschlange bewegen
- M.freigabe  $\Rightarrow$  einen oder alle Proz. der M.warteschlange  $\rightarrow$  „*bereit*“

### Mesa/Hoare: Gefahr von Prioritätsverletzung [4]

- bedingt durch die Auswahlentscheidung, die festlegt, welcher Prozess *bereit* wird bzw. der Ereigniswarteschlange entnommen werden soll
- Interferenz mit der Prozesseinplanung ist vorzubeugen/zu vermeiden

### Mesa/Hansen: Neuauswertung der Wartebedingung erforderlich

- Fortführungsbedingung des signalisierten Prozesses nicht garantiert
  - ein anderer Prozess kann den Monitor zwischenzeitlich betreten haben
- signalisierte Prozesse bewerben sich erneut um den Monitorzutritt
  - „falsche Signalisierungen“ (an den falschen Prozess) werden toleriert

# Gliederung

- 1 Monitor
  - Eigenschaften
  - Architektur
- 2 Bedingungsvariable
  - Operationen
  - Signalisierung
- 3 Beispiel
  - Nachrichtenpuffer
- 4 Zusammenfassung

# Zwischenspeicher mit Pufferbegrenzung

Ein *bounded buffer* in „Concurrent C++“

```
class Ringbuffer {
    char    data[NDATA];
    unsigned nput, nget;
public:
    Ringbuffer ()    { nput = nget = 0; }
    char fetch ()    { return data[nget++ % NDATA]; }
    void store (char) { data[nput++ % NDATA] = item; }
};
```

```
monitor Buffer : private Ringbuffer {
    unsigned free;
    condition null, full;
public:
    Buffer ()    { free = NDATA; }
    char fetch ();
    void store (char);
};
```

**monitor** wechselseitiger Ausschluss

- Buffer::fetch()
- Buffer::store()

**condition** Bedingungsvariable

- null: kein Platz
- full:  $n \geq 1$  Daten

- free verwaltet den „Pegelstand“

# Koordiniertes Leeren

Monitor im Stil von Hansen oder Mesa

```
char Buffer::fetch () {
    char item;
    while (free == NDATA) full.await();
    item = Ringbuffer::fetch();
    free++;
    null.signal();
    return item;
}
```

Bedingungsvariablen:

`full` erwartet einen Eintrag

`null` signalisiert freien Platz

Instanzvariable:

`free` verbucht freien Platz

Wartebedingung ist wiederholt zu überprüfen: `while`

- bewirbt signalisierte **Konsumenten** erneut um den Monitorzutritt
  - die Phase ab der Signalisierung von `full` durch den Produzenten bis zum Wiedereintritt des Konsumenten in den Monitor ist nebenläufig
  - der Puffer könnte zwischenzeitig geleert worden sein  $\rightsquigarrow$  erneut warten
- toleriert (fehlerbedingte) falsche Signalisierungen von `full`

# Koordiniertes Füllen

Monitor im Stil von Hansen oder Mesa

```
void Buffer::store (char item) {  
    while (!free) null.await();  
    Ringbuffer::store(item);  
    free--;  
    full.signal();  
}
```

Bedingungsvariablen:

`null` erwartet freien Platz

`full` signalisiert einen Eintrag

Instanzvariable: `free` verbucht einen weiteren Puffereintrag

Wartebedingung ist wiederholt zu überprüfen: `while`

- bewirbt signalisierte **Produzenten** erneut um den Monitorzutritt
  - die Phase ab der Signalisierung von `null` durch den Konsumenten bis zum Wiedereintritt des Produzenten in den Monitor ist nebenläufig
  - der Puffer könnte zwischenzeitig gefüllt worden sein  $\leadsto$  erneut warten
- toleriert (fehlerbedingte) falsche Signalisierungen von `null`

# Gliederung

- 1 Monitor
  - Eigenschaften
  - Architektur
  
- 2 Bedingungsvariable
  - Operationen
  - Signalisierung
  
- 3 Beispiel
  - Nachrichtenpuffer
  
- 4 Zusammenfassung

# Monitorkonzepte im Vergleich

Hansen/Mesa vs. Hoare

## Hansen und Mesa

```
while (free == NDATA) full.await();  
while (!free) null.await();
```

Prozessen **wird nicht garantiert**, dass nach ihrer Signalisierung die Fortführungsbedingung gilt

- andere Prozesse können den Monitor betreten haben
- Wartebedingung erneut prüfen
- evtl. falsche Signalisierungen **werden toleriert**

## Hoare

```
if (free == NDATA) full.await();  
if (!free) null.await();
```

Prozessen **wird garantiert**, dass nach ihrer Signalisierung die Fortführungsbedingung gilt

- kein anderer Prozess konnte den Monitor betreten haben
- Wartebedingung einmal prüfen
- evtl. falsche Signalisierungen **werden nicht toleriert**

# Resümee

- ein Monitor ist ein **ADT** mit impliziten Synchronisationseigenschaften
  - mehrseitige Synchronisation von Monitorprozeduren
  - einseitige Synchronisation durch Bedingungsvariablen
- die **Architektur** lässt verschiedene Ausführungsarten zu
  - Monitor mit beid- oder einseitig blockierenden Bedingungsvariablen
- Unterschiede liegen vor allem in der **Semantik der Signalisierung**:
  - wirkt blockierend (Hansen, Hoare) oder nichtblockierend (Mesa) für den ein Ereignis signalisierenden Prozess
  - deblockiert einen (Hoare, Mesa) oder alle (Hansen, Mesa) auf ein Ereignis wartende Prozesse
  - die Fortführungsbedingung für den jeweils signalisierten Prozess wird garantiert (Hoare) oder nicht garantiert (Hansen, Mesa)
  - erfordert (Hansen, Mesa) oder erfordert nicht (Hoare) die erneute Auswertung der Wartebedingung bei Fortführung
  - ist falschen Signalisierungen gegenüber tolerant (Hansen, Mesa) oder intolerant (Hoare)

# Literaturverzeichnis

- [1] HANSEN, P. B.:  
Structured Multiprogramming.  
In: *Communications of the ACM* 15 (1972), Jul., Nr. 7, S. 574–578
- [2] HANSEN, P. B.:  
*Operating System Principles*.  
Prentice Hall International, 1973
- [3] HOARE, C. A. R.:  
Monitors: An Operating System Structuring Concept.  
In: *Communications of the ACM* 17 (1974), Okt., Nr. 10, S. 549–557
- [4] LAMPSON, B. W. ; REDELL, D. D.:  
Experiences with Processes and Monitors in Mesa.  
In: *Communications of the ACM* 23 (1980), Febr., Nr. 2, S. 105–117
- [5] WIKIPEDIA:  
*Monitor (synchronization)*.  
[http://en.wikipedia.org/wiki/Monitor\\_\(synchronization\)](http://en.wikipedia.org/wiki/Monitor_(synchronization)), Dez. 2010