Betriebssysteme (BS)

05. Synchronisation

https://sys.cs.tu-dortmund.de/de/lehre/ss23/bs

03.05.2023

Peter Ulbrich

peter.ulbrich@tu-dortmund.de
bs-problems@ls12.cs.tu-dortmund.de

Basierend auf *Betriebssysteme* von Olaf Spinczyk, Universität Osnabrück

technische universität dortmund

arbeitsgruppe systemsoftware

Wiederholung: Prozesse …

- sind **Programme in Ausführung** (unter BS-Kontrolle)
  - Die Abstraktion für Kontrollflüsse in Rechnersystemen
  - Konzeptionell unabhängig
  - Technisch findet ein *Multiplexing* der CPU statt.
  - Das Betriebssystem bestimmt den **Zeitpunkt der Verdrängung** und die **Ausführungsreihenfolge** der rechenbereiten Prozesse.
- haben einen Adressraum
  - Die **logischen** Adressen in einem Prozess werden durch die Hardware auf **physische** Speicheradressen abgebildet.
- können sich auch Code- und Datenbereiche teilen
  - Leicht- und federgewichtige Prozesse arbeiten im selben Adressraum.
  - Das Betriebssystem kann mit Hilfe der MMU auch einen Speicherbereich in mehrere Adressräume einblenden.
  - Die Daten des Betriebssystems werden ebenfalls (kontrolliert) geteilt.

Inhalt

- Einführung und Begriffsbildung
- Ad-Hoc-Lösungsansätze
  - Aktives Warten – *Busy Waiting*
- Hardwareunterstützung
  - Unterbrechungssperre
  - Atomare Operationen
- Betriebssystemunterstützung
  - Semaphore
- Sprachunterstützung
  - Monitore
- Zusammenfassung

Tanenbaum
2.3: Interprozesskommunikation
2.4: Klassische Probleme der Interprozesskommunikation

Silberschatz
5: Synchronization

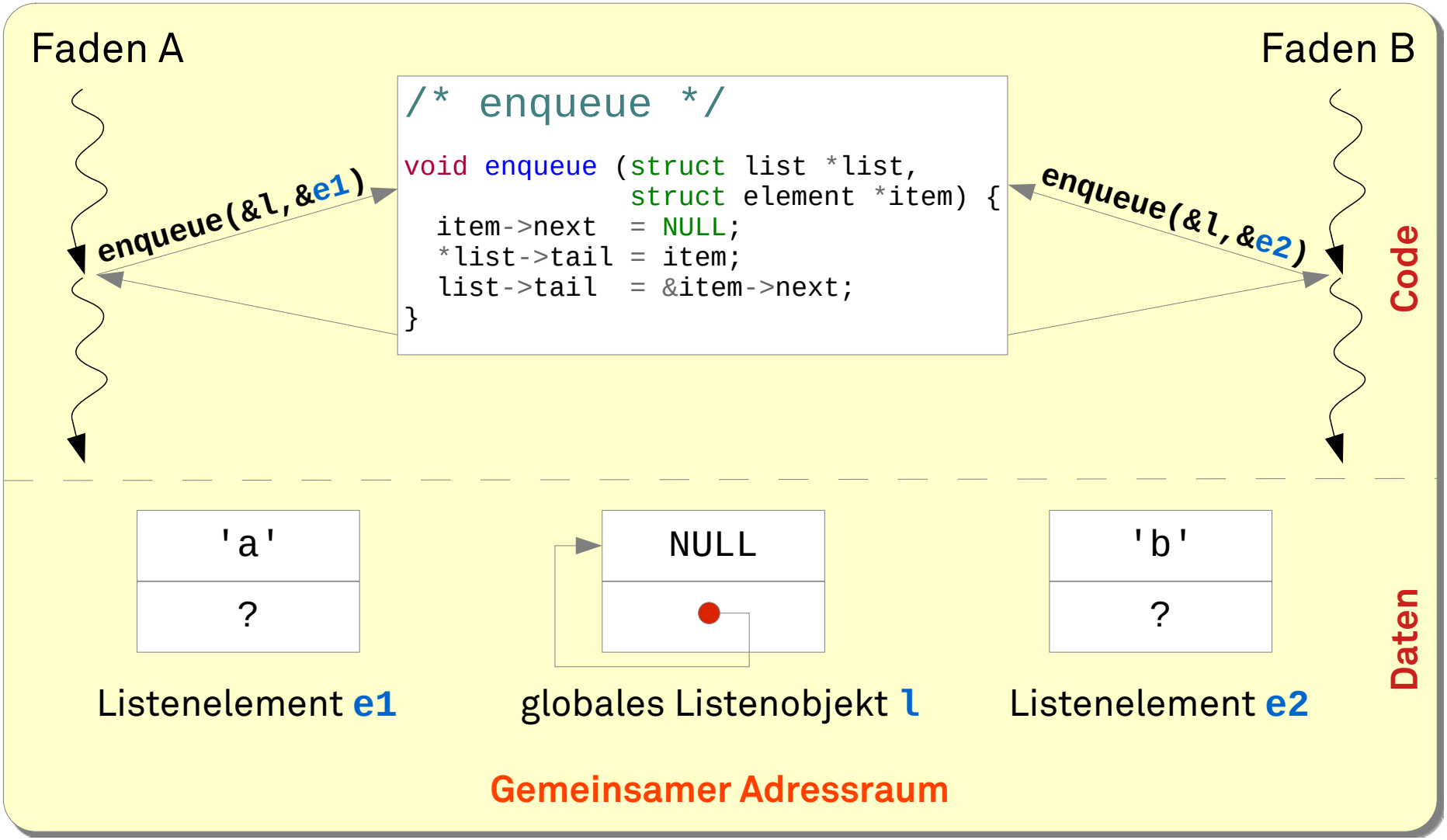
Beispiel: Einfache verkettete Liste in C

```
/* Datentyp für Listenelemente */
struct element {
  char payload;            /* eigentliche “Nutzlast” */
  struct element *next;    /* Verkettungszeiger */
};

/* Datentyp für die Verwaltung
struct list {
  struct element *head;    /* er
  struct element **tail;   /* 'n
};

/* Funktion zum Anhängen eines neuen Elements */
void enqueue (struct list *list, struct element *item) {
  item->next  = NULL;
  *list->tail = item;
  list->tail  = &item->next;
}
```

Diese Listenimplementierung ist besonders raffiniert. Dadurch, dass `tail` nicht auf das letzte Element, sondern den `next`-Zeiger verweist, **entfällt eine Sonderbehandlung für Einfügen in eine leere Liste.**

Beispiel: Einfache verkettete Liste in C

Szenario



1. Fall: Faden B nach Faden A

enqueue(&l,&e1)

```
item->next = NULL;
```

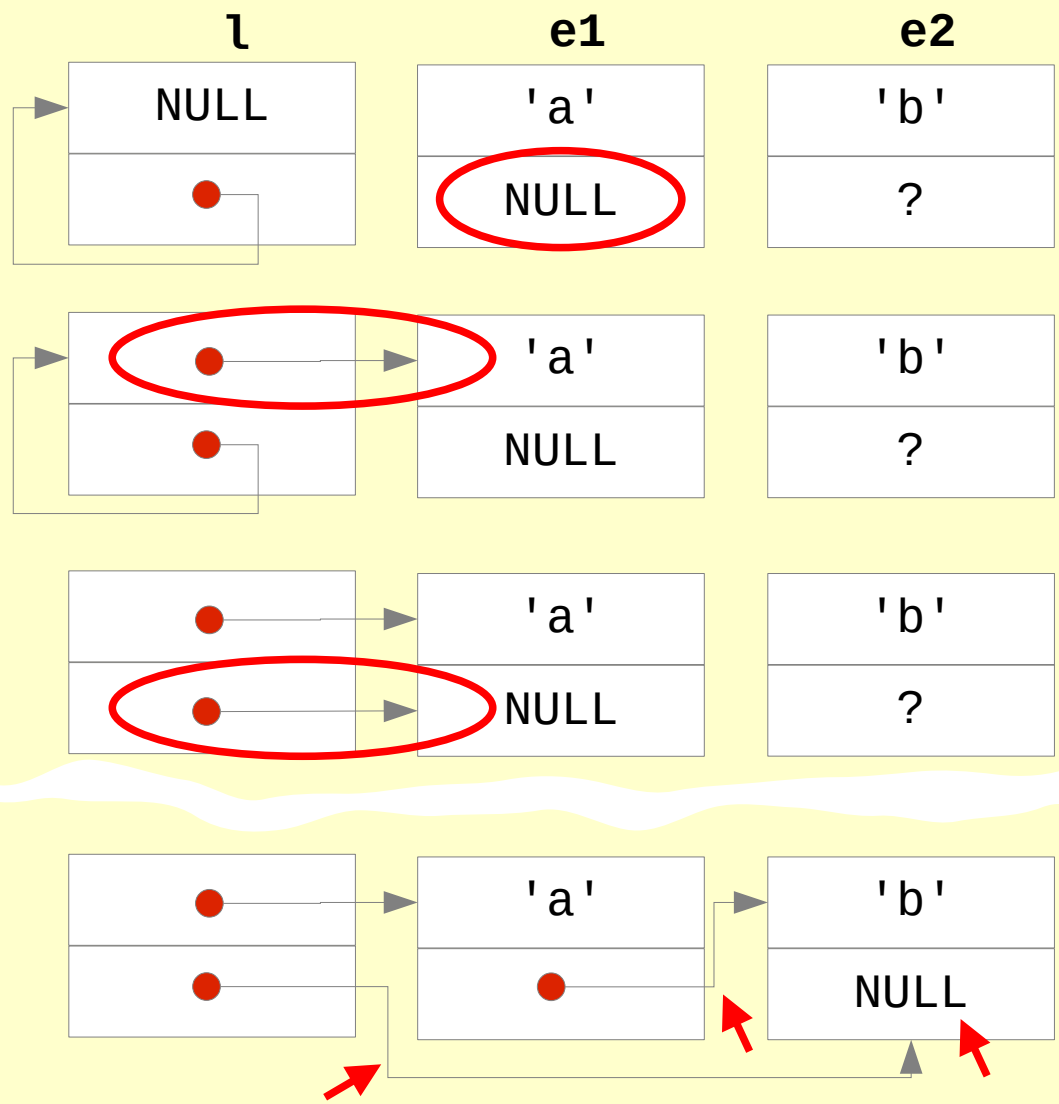
```
*list->tail = item;
```

```
list->tail = &item->next;
```

⋮

enqueue(&l,&e2)

```
item->next  = NULL;
*list->tail = item;
list->tail  = &item->next;
```



2. Fall: Faden 2 überlappt Faden 1

enqueue(&l,&e1)

```
item->next = NULL;
*list->tail = item;
```

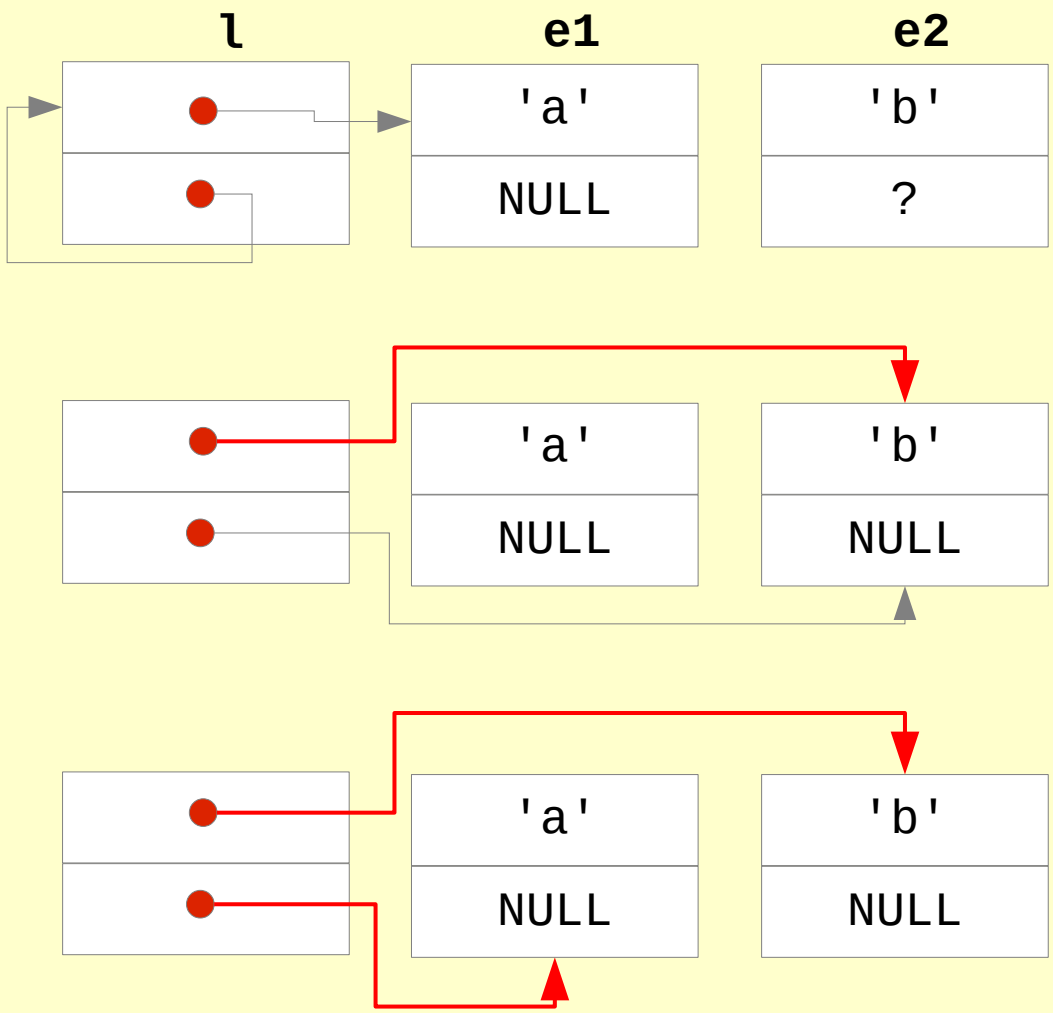
Prozess-wechsel

enqueue(&l,&e2)

```
item->next  = NULL;
*list->tail = item;
list->tail  = &item->next;
```

Prozess-wechsel

```
list->tail = &item->next;
```



Wo kommt das sonst noch vor?

- Gemeinsamer Speicher zur Kommunikation zwischen Prozessen
  - Systeme mit Shared Memory-Dienst
- Leicht- oder federgewichtige Prozesse
  - Nebenläufiger Zugriff auf dieselben Variablen
- Betriebssystemdaten, die gebraucht werden, um den Zugriff von Prozessen auf unteilbare Betriebsmittel zu koordinieren
  - Dateisystemstrukturen, Prozesstabelle, Speicherverwaltung ...
  - Geräte (Terminal, Drucker, Netzwerkschnittstellen, ...)
- Ähnlicher Sonderfall: Unterbrechungssynchronisation
  - Vorsicht: Verfahren, die sich für die Synchronisation von Prozessen eignen, funktionieren nicht notwendigerweise bei Unterbrechungen!

Begriff: Race Condition

(oder auch **Wettlaufsituation**)

- Eine ***Race Condition*** ist eine Situation, in der mehrere Prozesse konkurrierend auf gemeinsame Daten zugreifen und mindestens einer diese manipuliert. Der letztendliche Wert der gemeinsamen Daten hängt bei einer *Race Condition* davon ab, in welcher Reihenfolge die Prozesse darauf zugreifen. Das Ergebnis ist also nicht vorhersagbar und **kann** im Fall von überlappenden Zugriffen sogar **inkorrekt** sein!
- Um *Race Conditions* zu vermeiden, müssen konkurrierende Prozesse ***synchronisiert*** werden.

Begriff: Synchronisation

Die Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Prozessen wird ***Synchronisation*** (synchronization) *genannt.*

- *Eine Synchronisation bringt die Aktivitäten verschiedener nebenläufiger Prozesse in eine Reihenfolge.*
- *Durch sie erreicht man also prozessübergreifend das, wofür innerhalb eines Prozesses die Sequentialität von Aktivitäten sorgt.*

Quelle: Herrtwich/Hommel (1989), Kooperation und Konkurrenz, S. 26

Begriff: Kritischer Abschnitt

- Im Fall von *Race Conditions* streiten sich N Prozesse um den Zugriff auf gemeinsame Daten. Die *Code*-Fragmente, in denen auf diese kritischen Daten zugegriffen wird, werden **kritische Abschnitte** genannt.

Problem

- Es muss sichergestellt werden, dass sich immer nur ein Prozess in einem kritischen Abschnitt aufhalten kann.

Lösungsansatz: Schlossvariablen

Eine **Schlossvariable** ist ein abstrakter Datentyp mit 2 Operationen: **`acquire()`** und **`release()`**

```
Lock lock; /* Eine globale Schlossvariable */

/* Beispielcode: enqueue */
void enqueue (struct list *list, struct element *item) {
  item->next  = NULL;

  acquire (&lock);

  *list->tail = item;
  list->tail  = &item->next;

  release (&lock);
}
```

- **verzögert** einen Prozess bis das zugehörige Schloss offen ist
- **verschließt** das Schloss dann **von innen**

- **öffnet** das zugehörige Schloss, ohne den aufrufenden Prozess zu verzögern

Derartige Implementierungen werden als **Schlossalgorithmen** bezeichnet.

Inhalt

- Einführung und Begriffsbildung
- **Ad-Hoc-Lösungsansätze**
  - Aktives Warten – *Busy Waiting*
- Hardwareunterstützung
  - Unterbrechungssperre
  - Atomare Operationen
- Betriebssystemunterstützung
  - Semaphore
- Sprachunterstützung
  - Monitore
- Zusammenfassung

Naiver Lösungsansatz

```
/* Schlossvariable (Initialwert 0) */
typedef unsigned char Lock;

/* Kritischen Abschnitt betreten */
void acquire (Lock *lock) {
  while (*lock)
    ; /* Schleifenrumpf leer! */
  *lock = 1;
}

/* Kritischen Abschnitt wieder verlassen */
void release (Lock *lock) {
  *lock = 0;
}
```

FALSCH!

Naiver Lösungsansatz: Ein Henne-Ei-Problem!

```
/* Schlossvariable */
typedef unsigned char Lock;

/* K.A. betreten */
void acquire (Lock *lock) {
  while (*lock);
  *lock = 1;
}

/* K.A. verlassen */
void release (Lock *lock) {
  *lock = 0;
}
```

- **`acquire()`** soll einen kritischen Abschnitt schützen, ist dabei aber **selbst kritisch!**
  - Problematisch ist der Moment nach dem Verlassen der Warteschleife und vor dem Setzen der Schlossvariablen.
  - Bei Verdrängung des laufenden Prozesses in diesem Moment könnte ein anderer Prozess den kritischen Abschnitt frei vorfinden und ebenfalls betreten.

Im weiteren Verlauf könnten (mindestens) zwei Prozesse den eigentlich durch **`acquire()`** geschützten kritischen Abschnitt überlappt ausführen!

So geht's: der „Bäckerei-Algorithmus“

(naja, in deutschen Bäckereien ist das eher unüblich)

- Bevor ein Prozess den kritischen Abschnitt betreten darf, bekommt er eine **Wartenummer**.
- Die Zulassung erfolgt in der **Reihenfolge der Nummern**, d.h. wenn der kritische Abschnitt frei ist, darf der Prozess mit der niedrigsten Nummer den kritischen Abschnitt betreten.
  - Beim Verlassen des kritischen Abschnitts verfällt seine Wartenummer.

Problem:

- Der Algorithmus kann nicht garantieren, dass eine Wartenummer nur an einen Prozess vergeben wird.
  - In diesem Fall entscheidet eine Prozess-ID (0..N-1) die Priorität.

So geht's: der „Bäckerei-Algorithmus“

```
typedef struct { /* Schlossvariable (initial alles 0) */
  bool choosing[N]; int number[N];
} Lock;

void acquire (Lock *lock) { /* K.A. betreten */
  int j; int i = pid();
  lock->choosing[i] = true;
  lock->number[i]   = max(lock->number[0], ...number[N-1]) + 1;
  lock->choosing[i] = false;
  for (j = 0; j < N; j++) {
    while (lock->choosing[j]);
    while (lock->number[j] != 0 &&
           (lock->number[j] < lock->number[i] ||
            (lock->number[j] == lock->number[i] && j < i)));
  }
}

void release (Lock *lock) { /* K.A. verlassen */
  int i = pid(); lock->number[i] = 0;
}
```

Achtung:
Pseudo-Code

Diskussion: Bäckerei-Algorithmus

Der Algorithmus ist ein **nachweisbar korrekte Lösung** für das Problem der kritischen Abschnitte, aber ...

- In der Regel weiß man vorab nicht, wieviele Prozesse um den Eintritt in einen kritischen Abschnitt konkurrieren werden.
- Prozess-IDs liegen nicht im Wertebereich von 0 bis N-1.
- die Funktion **`acquire()`** hat eine große Laufzeit, auch wenn der kritische Abschnitt frei ist. → O(N)

Wünschenswert wäre ein korrekter Algorithmus, der gleichzeitig so einfach wie der naive Ansatz ist!

Inhalt

- Einführung und Begriffsbildung
- Ad-Hoc-Lösungsansätze
  - Aktives Warten – *Busy Waiting*
- **Hardwareunterstützung**
  - Unterbrechungssperre
  - Atomare Operationen
- Betriebssystemunterstützung
  - Semaphore
- Sprachunterstützung
  - Monitore
- Zusammenfassung

Unterbrechungen unterdrücken

- Nur durch den Unterbrechungsmechanismus der CPU kann es dazu kommen, dass einem Prozess innerhalb eines kritischen Abschnitts die CPU entzogen wird.

```
/* K.A. betreten */
void acquire (Lock *lock) {
  asm ("cli");
}

/* K.A. verlassen */
void release (Lock *lock) {
  asm ("sti");
}
```

cli und **sti** werden bei Intel-x86-Prozessoren zum **Sperren** und **Erlauben** von Unterbrechungen verwendet.

- Durch diese Lösung werden alle Prozesse und das Betriebssystem selbst (Gerätetreiber) beeinträchtigt.
  - **sti** und **cli** dürfen daher nicht im *User-Mode* benutzt werden.

Schloss mit atomaren Operationen

Viele CPUs unterstützen unteilbare (**atomare**) Lese-/Modifikations-/Schreibzyklen, mit denen sich Schlossalgorithmen implementieren lassen:

- Motorola 68K: TAS (**Test-and-Set**)
  - Setzt Bit 7 des Zieloperanden und liefert den vorherigen Zustand in Condition Code Bits

```
acquire    TAS    lock
           BNE    acquire
```

- Intel x86: XCHG (**Exchange**)
  - Tauscht den Inhalt eines Registers mit dem einer Variablen im Speicher

```
           mov    ax,1
acquire:   xchg   ax,lock
           cmp    ax,0
           jne    acquire
```

- PowerPC: LL/SC (**Load Linked/Store Conditional**)
- ...

Diskussion: Aktives Warten

Unzulänglichkeit der bisher gezeigten Schlossalgorithmen:

Der aktiv wartende Prozess ...

- kann selbst **keine Änderung** der Bedingung herbeiführen, auf die er wartet
- **behindert** daher unnütz Prozesse, die sinnvolle Arbeit leisten könnten
- schadet damit letztlich auch sich selbst:
  - Je länger der Prozess den Prozessor für sich behält, umso länger muss er darauf warten, dass andere Prozesse die Bedingung erfüllen, auf die er selbst wartet.
  - Nur bei Multiprozessorsystemen tritt dieses Problem nicht auf.

Inhalt

- Einführung und Begriffsbildung
- Ad-Hoc-Lösungsansätze
  - Aktives Warten – *Busy Waiting*
- Hardwareunterstützung
  - Unterbrechungssperre
  - Atomare Operationen
- **Betriebssystemunterstützung**
  - Semaphore
- Sprachunterstützung
  - Monitore
- Zusammenfassung

Passives Warten als effizientere Alternative

- **Prozesse geben die Kontrolle über die CPU ab**, während sie auf Ereignisse warten
  - im Konfliktfall blockiert sich ein Prozess auf ein Ereignis
    - PCB des Prozesses in eine Warteschlange eingereiht
  - tritt das Ereignis ein, wird ein darauf wartender Prozess deblockiert
- Die Wartephase eines Prozesses ist als Blockadephase („E/A-Stoß“) ausgelegt:
  - der Ablaufplan für die Prozesse wird aktualisiert (*scheduling*)
  - ein anderer, lauffähiger Prozess wird plangemäß abgefertigt (*dispatching*)
  - ist kein Prozess mehr lauffähig, läuft die CPU „leer“ (*idle phase*)
- Mit Beginn der Blockadephase endet der CPU-Stoß des Prozesses.

Semaphor (*semaphore*)

- Eine „nicht-negative ganze Zahl“,
  für die zwei **unteilbare Operationen** definiert sind:

  P (niederländisch prolaag, „erniedrige“; auch down, wait)
  - hat der Semaphor den Wert 0, wird der laufende Prozess blockiert
  - ansonsten wird der Semaphor um 1 dekrementiert

  V (niederländisch verhoog, „erhöhe“; auch up, signal)
  - auf den Semaphor ggf. blockierter Prozess wird deblockiert
  - ansonsten wird der Semaphor um 1 inkrementiert

- Eine **Betriebssystemabstraktion** zum Austausch von Synchronisationssignalen zwischen nebenläufig arbeitenden Prozessen.

Semaphor (*semaphore*) - Implementierung

```
/* Implementierung aus OO-StuBS */
class Semaphore : public WaitingRoom {
  int counter;
public:
  Semaphore(int c) : counter(c) {}
  void wait() {
    if (counter == 0) {
      Customer *life = (Customer*)scheduler.active();
      enqueue(life);
      scheduler.block(life, this);
    }
    else
      counter--;
  }
  void signal() {
    Customer *customer = (Customer*)dequeue();
    if (customer)
      scheduler.wakeup(customer);
    else
      counter++;
  } };
```

Ein **WaitingRoom** ist eine Liste von PCBs mit den Zugriffsmethoden **enqueue** und **dequeue.**

Der ***Scheduler*** muss drei Operationen zur Verfügung stellen:

- **active** liefert PCB des laufenden Prozesses
- **block** versetzt einen Prozess in den Zustand BLOCKED.
- **wakeup** setzt einen blockierten Prozess wieder auf die Bereit-Liste

Semaphor – Anwendung

Gegenseitiger Ausschluss: Ein mit 1 initialisierter Semaphor kann als Schlossvariable fungieren.

```
Semaphore lock; /* = 1; Semaphor als Schlossvariable */

/* Beispielcode: euqueue */
void enqueue (struct list *list, struct element *item) {
  item->next  = NULL;

  wait (&lock);

  *list->tail = item;
  list->tail  = &item->next;

  signal (&lock);
}
```

- der erste Prozess, der den kritischen Abschnitt betritt erniedrigt den Zähler auf 0
- alle weiteren blockieren

- beim Verlassen wird entweder ein blockierter Prozess geweckt oder der Zähler wieder auf 1 erhöht

... und das ist nicht die einzige Anwendung

Semaphor – einfache Interaktionen

- **Einseitige Synchronisation**

```
/* gem. Speicher */
Semaphore elem;
struct list l;
struct element e;
```

```
void producer() {
  enqueue(&l, &e);
  signal(&elem);
}
```

```
void consumer() {
  struct element *x;
  wait(&elem);
  x = dequeue(&l);
}
```

```
/* Initialisierung */
elem = 0;
```

- **Betriebsmittelorientierte Synchronisation**

```
/* gem. Speicher */
Semaphore resource;
```

```
/* Initialisierung */
resource = N; /* N > 1 */
```

sonst wie beim gegenseitigen Ausschluss

Semaphor – komplexe(re) Interaktionen

- Beispiel: **Das erste Leser/Schreiber-Problem**

Wie beim gegenseitigen Ausschluss soll auch in diesem Beispiel ein kritischer Abschnitt geschützt werden. Es gibt allerdings zwei Klassen von konkurrierenden Prozessen:

- **Schreiber:** Sie ändern Daten und müssen daher **gegenseitigen Ausschluss** garantiert bekommen.
- **Leser:** Da sie nur lesen, dürfen **mehrere Leser** auch gleichzeitig den kritischen Abschnitt betreten.

Semaphor – komplexe(re) Interaktionen

- Beispiel: **Das erste Leser/Schreiber-Problem**

```
/* gem. Speicher */
Semaphore mutex;
Semaphore wrt;
int readcount;
```

```
/* Initialisierung */
mutex = 1;
wrt   = 1;
readcount = 0;
```

```
/* Schreiber */
wait (&wrt);

... schreibe

signal (&wrt);
```

```
/* Leser */
wait(&mutex);
readcount++;
if (readcount == 1)
  wait(&wrt);
signal(&mutex);

... lese

wait(&mutex);
readcount--;
if (readcount == 0)
  signal(&wrt);
signal(&mutex):
```

Semaphore – Diskussion

- Erweiterungen/Varianten
  - Binäre Semaphore oder *Mutex*
  - nicht-blockierendes **wait**()
  - *Timeout*
  - Felder von Zählern
- **Fehlerquellen**
  - Gefahr von Verklemmungen → nächste Vorlesung
  - Komplexere Synchronisationsmuster schwierig
  - Abhängigkeit kooperierender Prozesse
    - jeder muss die Protokolle exakt einhalten
  - Semaphorbenutzung wird nicht erzwungen

➔ Unterstützung durch die Programmiersprache

Inhalt

- Einführung und Begriffsbildung
- Ad-Hoc-Lösungsansätze
  - Aktives Warten – *Busy Waiting*
- Hardwareunterstützung
  - Unterbrechungssperre
  - Atomare Operationen
- Betriebssystemunterstützung
  - Semaphore
- **Sprachunterstützung**
  - Monitore
- Zusammenfassung

Monitor (Hoare 1974, Hansen 1975)

- Ein **abstrakter Datentyp** mit impliziten Synchronisationseigenschaften:

1) **mehrseitige Synchronisation** an der Schnittstelle zum Monitor
   - gegenseitiger Ausschluss der Ausführung aller Methoden
2) **einseitige Synchronisation** innerhalb des Monitors mit Hilfe von **Bedingungsvariablen** (condition variables)
   - `wait` blockiert einen Prozess auf das Eintreten eines Signals/einer Bedingung und gibt den Monitor implizit wieder frei
   - `signal` zeigt das Eintreten eines Signals/einer Bedingung an und deblockiert ggf. (genau einen oder alle) darauf blockierte Prozesse

- Sprachgestützter Mechanismus:
  Concurrent Pascal, PL/I, CHILL, . . . , **Java**.

Monitor - Beispielcode

Achtung: **Pseudo-Code**

```
/* Eine synchronisierte Warteschlange */
monitor SyncQueue {
  Queue queue;
  condition not_empty;
public:
  /* Element einhängen */
  void enqueue(Element element) {
    queue.enqueue(element);
    not_empty.signal();
  }
  /* Element aushängen */
  Element dequeue() {
    while (queue.is_empty())
      not_empty.wait();
    return queue.dequeue();
  }
};
```

Pro **SyncQueue**-Objekt garantiert die Sprache gegenseitigen Ausschluss der Zugriffsmethoden.

enqueue signalisiert, dass die *Queue* nicht mehr leer ist. Wenn kein Prozess wartet, passiert nichts.

dequeue wartet zunächst darauf, dass mindestens ein Element in der *Queue* ist.

Monitor – Signalisierungssemantik

- Im Falle wartender Prozesse sind als Anforderungen zwingend zu erfüllen:
  - Wenigstens ein Prozess deblockiert an der Bedingungsvariablen <u>und</u>
  - höchstens ein Prozess rechnet nach der Operation im Monitor weiter

- Es gibt verschiedene Lösungsvarianten, jeweils mit unterschiedlicher Semantik
  - Anzahl der befreiten Prozesse (d.h., alle oder nur einer)
    - Wenn nur einer, dann welcher?
      Konflikte mit der CPU-Zuteilungsstrategie sind möglich.
  - Besitzwechsel des Monitors, kein Besitzwechsel (Besitzwahrung)
    - Wenn kein sofortiger Besitzwechsel erfolgt, muss die Wartebedingung erneut überprüft werden.

Monitor – in Java

- Schlüsselwort **synchronized** für gegenseitigen Ausschluss
- Eine implizite Bedingungsvariable
  - notify oder notifyAll statt **signal**, kein Besitzwechsel

```
/* Eine synchronisierte Warteschlange */
class SyncQueue {
  private Queue queue;
  /* Element einhängen */
  public synchronized void enqueue(Element element) {
    queue.enqueue(element);
    notifyAll();
  }
  /* Element aushängen */
  public synchronized Element dequeue() {
    while (queue.empty()) wait();
    return queue.dequeue();
  }
};
```

Inhalt

- Einführung und Begriffsbildung
- Ad-Hoc-Lösungsansätze
  - Aktives Warten – *Busy Waiting*
- Hardwareunterstützung
  - Unterbrechungssperre
  - Atomare Operationen
- Betriebssystemunterstützung
  - Semaphore
- Sprachunterstützung
  - Monitore
- **Zusammenfassung**

Zusammenfassung

- Unkontrollierte nebenläufige Zugriffe führen zu Fehlern
  - Synchronisationsverfahren sorgen für Koordination
  - Grundsätzlich muss man bei der Implementierung aufpassen, dass die Auswahlstrategien nicht im Widerspruch zum Scheduler stehen.
- Ad-hoc-Verfahren: **Aktives Warten**
  - Vorsicht! Verschwendung von Rechenzeit
  - Aber: kurz aktiv Warten ist besser als Blockieren, insbesondere in Multiprozessorsystemen → Multiprozessor-VL
- Betriebssystemunterstützte Verfahren: **Semaphore**
  - Flexibel (erlaubt viele Synchronisationsmuster), aber fehlerträchtig
- Sprachunterstützte Verfahren: **Monitore**
  - Weniger vielseitig als Semaphore
  - Teuer durch viele Kontextwechsel
  - Dafür aber sicher