Überblick

Koordinierung ≡ „Reihenschaltung“

Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Prozessen ⇝ Synchronisation

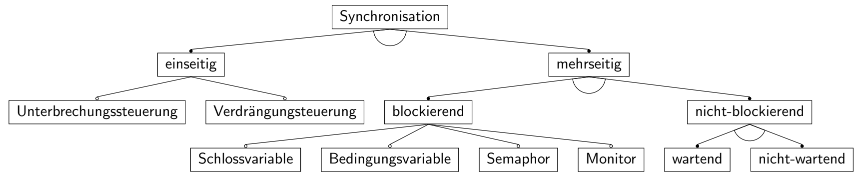
ko·or·di'nie·ren beiordnen; in ein Gefüge einbauen; aufeinander abstimmen; nebeneinanderstellen; Termine ∼.

- sich ggf. überlappende Aktivitäten der Reihe nach ausführen
  - S. 7-77 Nebenläufigkeit, kritischer Abschnitt
    - nebenläufiges Zählen (asynchrone Programmunterbrechung)
    - Verwaltung der Bereitliste (verdrängende Prozesseinplanung)
- „der Reihe nach“ meint, die Verzögerung von Prozessen erzwingen
  - die überlappende oder die überlappte Aktivität, je nach Verfahren

Synchronisationsverfahren. . .
- wirken einseitig oder mehrseitig
  - und blockierend oder nicht-blockierend
    - und wartend oder nicht-wartend

Arten der Synchronisation

Klassifikation



Synchronisationsverfahren, die nachfolgend betrachtet werden, arbeiten. . .

einseitig Unterbrechungssteuerung, Verdrängungsteuerung

mehrseitig blockierend (die „Klassiker“), nicht-blockierend (wartend)

Einseitige Synchronisation

Unilateral

Auswirkung haben die Verfahren nur auf einen der beteiligten Prozesse:

Bedingungssynchronisation
- der Ablauf des einen Prozesses ist abhängig von einer Bedingung
- der andere Prozess erfährt keine Verzögerung in seinem Ablauf

logische Synchronisation
- die Maßnahme resultiert aus der logischen Abfolge der Aktivitäten
- vorgegeben durch das „Rollenspiel“ der beteiligten Prozesse

- andere Prozesse sind jedoch nicht gänzlich unbeteiligt:
  - die Veränderung einer Bedingung, auf die ein Prozess wartet, ist z.B. von einem anderen Prozess herbeizuführen

Mehrseitige Synchronisation
Multilateral

Auswirkung haben die Verfahren ggf. auf alle beteiligten Prozesse:
- welche Prozesse verzögert werden, ist i.A. unvorhersehbar
- allgemein gilt: „wer zuerst kommt, mahlt zuerst"
  - d.h., schreitet (relativ) unverzögert in seiner weiteren Ausführung fort

Prinzip vom gegenseitigen Ausschluss (engl. *mutual exclusion*)
- erzwungen wird die atomare Ausführung von Anweisungsfolgen
  - d.h. von Programmsequenzen, die einen kritischen Abschnitt bilden
- „abschnittweise" wird die CPU exklusiv von einem Prozess genutzt
  - der kritische Abschnitt wird „unteilbar durchlaufen"

☞ Modularisierung kritischer Abschnitte schafft Elementaroperationen

Unterbrechungssynchronisation (Forts.)
Wiedersehen mit einem alten Problem (S. 5-48): nebenläufiges Zählen

```
unsigned int wheel = 0;

void __attribute__ ((interrupt)) train () {
    wheel++;
}

int main () {
    for (;;)
        printf("%10u", incr(&wheel));
}
```

`main` die Elementaroperation `incr()` stellt unteilbares Zählen sicher

`train` unterbricht den laufenden Prozess — nicht beliebig. . .
- die verschachtelte Unterbrechung muss ausgeschlossen sein

Unterbrechungssynchronisation
Typischer Fall von einseitiger Synchronisation

Unterbrechungen verhindern oder tolerieren, durch Verzögerung der. . .

überlappenden Aktivität Unterbrechungssteuerung
- hart Spezialbefehle der Ebene $_2$: `cli`, `sti` (x86)
- weich ohne Spezialbefehle, z.B. „Schleusen" [62]

überlappten Aktivität nicht-blockierende Synchronisation
- Spezialbefehle der Ebene $_2$:
  - CISC `cas` (IBM 370, m68020+), `cmpxchg` (i486+)
  - RISC `ll`/`sc` (DEC Alpha, MIPS, PowerPC)
- erweitert um wartebehaftete Algorithmen

Unterbrechungen sperren ist einfach, jedoch nicht immer zweckmäßig
- Faustregel: harte Synchronisation ist möglichst zu vermeiden

Unterbrechungssynchronisation (Forts.)
Verhinderung vs. Tolerierung von asynchronen Programmunterbrechungen

Verhinderung

```
int incr (int *ip) {
    int bar;
    asm ("cli");
    bar = *ip += 1;
    asm ("sti");
    return bar;
}
```

- harte Synchronisation
- Ereignisverlust droht
  - *Interrupts* sind ausgeschlossen

Tolerierung

```
int incr (int *ip) {
    int foo, bar;
    do {
        bar = (foo = *ip) + 1;
    } while (!cas(ip, foo, bar));
    return bar;
}
```

- nicht-blockierende Synchronisation
- wartebehafteter Algorithmus
  - der unterbrochene Prozess wird ggf. unbestimmt lang verzögert

Multiprozessorsynchronisation

Vergleichen und bedingt überschreiben (engl. *compare and swap*, CAS)

```
bool cas (word *ref, word old, word new) {
    bool srZ;
    atomic();
    if (srZ = (*ref == old)) *ref = new;
    cimota();
    return srZ;
}
```

Komplexbefehl (einer CPU), der scheitern kann:

true Operation ist gelungen, das Speicherwort wurde überschrieben

false Operation ist gescheitert

Elementaroperation eines CISC, atomarer „*read-modify-write*“-Zyklus:

`atomic()` verhindert (Speicher-) Buszugriffe durch andere Prozessoren

`cimota()` lässt (Speicher-) Buszugriffe anderer Prozessoren wieder zu

Lese-/Schreibzyklen des Prozessors werden unteilbar ausgeführt

- auf *Interrupts* wird, wie sonst auch, erst am Befehlsende reagiert

Gegenseitiger Ausschluss

Kennzeichnend für mehrseitige Synchronisation

Kritischer Abschnitt (KA) [55, S. 137]

- sich gegenseitig ausschließende Aktivitäten werden nie parallel ausgeführt und verhalten sich zueinander, als seien sie unteilbar, weil keine Aktivität die andere unterbricht
- Anweisungen, deren Ausführung einen gegenseitigen Ausschluß erfordert, heißen kritische Abschnitte
  - engl. *critical sections*, *critical regions*

„Synchronisationsklammern“ werden verwendet, um kritische Abschnitte vor nebenläufigen Ausführungen zu schützen

- Schlossvariable, Bedingungsvariable, Semaphor, Monitor

Kritischer Abschnitt

Protokolle regeln den Ein- und Austritt

Betreten (engl. *enter*) und Verlassen (engl. *leave*) kritischer Abschnitte unterliegen bestimmten Verhaltensregeln:

Eintrittsprotokoll (engl. *entry protocol*)
- regelt die Belegung eines kritischen Abschnitts durch einen Prozess
  - erteilt einem Prozess die Zugangsberechtigung
- bei bereits belegtem kritischen Abschnitt wird der Prozess verzögert

Austrittsprotokoll (engl. *exit protocol*)
- regelt die Freigabe des kritischen Abschnitts durch einen Prozess
- Prozesse können den kritischen Abschnitt (wieder) belegen

☞ die Vorgehensweisen variieren mit dem jew. Synchronisationsverfahren

Schlossvariable

(engl. *lock variable*)

Ein abstrakter Datentyp, auf dem zwei Operationen definiert sind:

acquire (auch: *lock*) $\models$ Eintrittsprotokoll
- verzögert einen Prozess, bis das zugehörige Schloss offen ist
  - bei geöffnetem Schloss fährt der Prozess unverzögert fort
- verschließt das Schloss („von innen“), wenn es offen ist

release (auch: *unlock*) $\models$ Austrittsprotokoll
- öffnet ein Schloss, ohne den öffnenden Prozess zu verzögern

Implementierungen dieses abstrakten Datentyps werden auch als Schlossalgorithmen (engl. *lock algorithms*) bezeichnet

Schlossalgorithmus
Prinzip — mit Problem(en)

```
void acquire (bool *lock) {
    while (*lock);
    *lock = 1;
}

void release (bool *lock) {
    *lock = 0;
}
```

- kritisch ist die Phase vom Verlassen der Kopfschleife bis zum Setzen der Schlossvariablen
- Verdrängung des laufenden Prozesses kann einem anderen Prozess ebenfalls das Schloss geöffnet vorfinden lassen
- im weiteren Verlauf könnten (mindestens) zwei Prozesse den eigentlichen zu schützenden kritischen Abschnitt überlappt ausführen

Schutz eines kritischen Abschnitts bildet selbst einen kritischen Abschnitt:
acquire muss als Elementaroperation implementiert sein
- das Eintrittsprotokoll muss unteilbar ausgeführt werden

Schlossalgorithmus (Forts.)
Totale Unterbrechungssteuerung

```
void acquire (bool *lock) {
    avertIRQ();
    while (*lock) {
        admitIRQ();
        avertIRQ();
    }
    *lock = 1;
    admitIRQ();
}
```

```
void avertIRQ () { asm("cli"); }
void admitIRQ () { asm("sti"); }
```

- Überprüfen und Schließen des Schlosses verläuft unteilbar
  - nur bei Monoprozessorsystemen
- der Schleifenrumpf muss jedoch teilbar sein, damit der Planer aufgerufen werden und ggf. eine Umplanung vornehmen kann

Interrupts werden abgewendet, obwohl im Zuge ihrer Behandlung der überlapppte Prozess nie einen Schlossalgorithmus durchlaufen dürfte
- darüberhinaus können flankengesteuerte *Interrupts* verloren gehen

Schlossalgorithmus (Forts.)
Totale Verdrängungssteuerung

```
void acquire (bool *lock) {
    avert();
    while (*lock) {
        admit();
        avert();
    }
    *lock = 1;
    admit();
}
```

```
void avert () { preemption = 0; }
void admit () { preemption = 1; }
```

- Überprüfen und Schließen des Schlosses verläuft unteilbar
- der Schleifenrumpf muss jedoch teilbar sein, damit der laufende Prozess verdrängt werden kann

Verdrängungsereignisse werden abgewendet, obwohl genau nur einer von ggf. vielen Prozessen das Schloss öffnen wird
- darüberhinaus arbeitet das System nicht voll verdrängend

Schlossalgorithmus (Forts.)
Spezialbefehl des Prozessors

```
void acquire (bool *lock) {
    while (tas(lock));
}
```

- Überprüfen und Schließen des Schlosses verläuft unteilbar

tas (*test and set*) testet den Inhalt der adressierten Speicherzelle und setzt ihren Wert auf 1, wenn der Wert 0 ist:
- `return *lock ? 1 : !(*lock = 1);`
- atomarer Maschinenbefehl für Ein- oder Mehrprozessorsysteme

„Drehschloss", Umlaufsperre (engl. *spin lock*)

Vorsicht ist geboten, im Falle eines Mehrprozessorsystems:
- pausenloses Schleifen hindert andere Prozessoren am Buszugang
  - im Schleifenrumpf muss eine Pause eingelegt werden — nur wie lange?
- starke Leistungseinbußen können die Folge sein [63]

Multiprozessorsynchronisation
Bedingtes setzen (engl. *test and set*, TAS)

```
bool tas (bool *flag) {
    bool old;
    atomic();
    old = *flag;
    *flag = 1;
    cimota();
    return old;
}
```

Komplexbefehl (einer CPU), der den aktuellen Wert einer Schlossvariablen liefert und diese (auf 1) setzt:

true das Schloss ist bereits verschlossen
- die Schlossvariable ist unverändert

false das Schloss wurde verschlossen
- die Schlossvariable wurde verändert

Analogie zu CAS (S. 11-9): atomarer „read-modify-write“-Zyklus
- Lese-/Schreibzyklen des Prozessors werden unteilbar ausgeführt
  - auf *Interrupts* wird, wie sonst auch, erst am Befehlsende reagiert

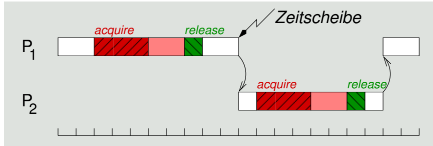
Aktives Warten
(engl. *busy waiting*)

Unzulänglichkeit der Schlossalgorithmen: der aktiv wartende Prozess...
- kann keine Änderung der Bedingung herbeiführen, auf die er wartet
- behindert unnütz andere Prozesse, die sinnvolle Arbeit leisten könnten
- schadet damit letztlich auch sich selbst

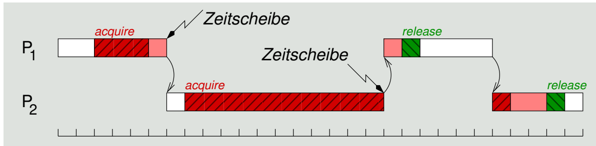
Je länger der Prozess den Prozessor für sich behält, umso länger muss er darauf warten, dass andere Prozesse die Bedingung erfüllen, auf die er selbst wartet.

- in den meisten Fällen sind Effizienzeinbußen in Kauf zu nehmen
  - es sei denn, jeder Prozess hat seinen eigenen realen Prozessor
  - ist nicht unrealistisch: „*gang scheduling*“ und „*barrier synchronization*“

Aktives Warten ohne Prozessorabgabe
„*Spin locking considered harmful*“



	T_s	T_q	T_q/T_s
P_1	12	12	1.0
P_2	8	8	1.0



	T_s	T_q	T_q/T_s
P_1	12	24	2.0
P_2	17	23	1.35

Faustregel: in der Warteschleife die Kontrolle über den Prozessor abgeben

laufend ↦ bereit in Laufbereitschaft bleiben (S. 9-16)
laufend ↦ blockiert selektive Verdrängungssteuerung

Aktives Warten mit Prozessorabgabe
Kooperative Ausführung der Warteschleife

```
void acquire (bool *lock) {
    while (tas(lock))
        relinquish();
}
```

- der laufende Prozess gibt freiwillig den Prozessor ab, wenn die Schlossvariable nicht gesetzt werden konnte
- die Effektivität des Ansatzes hängt ab von der Umplanungsstrategie:

  RR der aufgebende Prozess kommt ans Ende der Bereitliste ✓
  sonst seine (stat./dyn.) Priorität bestimmt seine Listenposition **?**
  - damit erhält er mehr oder weniger schnell wieder den Prozessor
  - hat er die höchste Priorität, gibt er den Prozessor nicht ab
  - seine Wartepriorität muss niedriger sein als seine Laufpriorität
- suboptimal: wartende Prozesse belasten nur seltener den Prozessor
  - besser wäre, wenn wartende Prozesse „schlafen“, d.h., blockieren

Aktives Warten mit Prozessorabgabe (Forts.)

Selektive Verdrängungssteuerung

```
void acquire (bool *lock) {
    tired();
    while (tas(lock))
        sleep(lock);
    awake();
}

void release (bool *lock) {
    lock = 0;
    rouse(lock);
}
```

Zustandsmaschine der Prozesseinplanung:

`tired()` unterbindet zeitweilig die mögliche Verdrängung des laufenden Prozesses

`sleep()` blockiert den laufenden Prozess auf das angegebene Ereignis

`awake()` ermöglicht die Verdrängung des laufenden Prozesses

- der laufende Prozess legt sich schlafen, wenn das Setzen der Schlossvariablen scheitert
- bei Freigabe des kritischen Abschnitts werden all die Prozesse aufgeweckt, die auf das Freigabeereignis blockiert sind

Bedingungsvariable

(engl. *condition variable*)

Ein mit einer Schlossvariablen verknüpfter abstrakter Datentyp auf dem zwei Operationen definiert sind [64]:

await (auch: *wait*) $\models$ Unterbrechungssprotokoll
- gibt den durch die Schlossvariable gesperrten kritischen Abschnitt automatisch frei
- blockiert den laufenden Prozess auf eine Bedingungsvariable
- bewirbt einen durch Ereignisanzeige deblockierten Prozess erneut um den Eintritt in den kritischen Abschnitt

cause (auch: *signal*) $\models$ Signalisierungsprotokoll
- zeigt das mit der Bedingungsvariable assoziierte Ereignis an
- deblockiert die ggf. auf das Ereignis wartenden Prozesse

Ermöglicht einem Prozess, innerhalb eines kritischen Abschnitts zu warten, ohne diesen während der Wartephase belegt zu halten.

Datenpuffer ohne Pufferbegrenzung

Virtuell unendlich großer Puffer: Ringpuffer

```
typedef struct ringbuffer {
    char     data[NDATA];
    unsigned nput;
    unsigned nget;
} ringbuffer;

void rb_reset (ringbuffer *bufp) {
    bufp->nput = bufp->nget = 0;
}

char rb_fetch (ringbuffer *bufp) {
    return bufp->data[bufp->nget++ % NDATA];
}

void rb_store (ringbuffer *bufp, char item) {
    bufp->data[bufp->nput++ % NDATA] = item;
}
```

Problemstellen:

Füllstand log. Ablauf
- voll?
- leer?

füllen Zählen
- `nput++`

leeren Zählen
- `nget++`

☞ Synchronisation

Datenpuffer mit Pufferbegrenzung

(engl. *bounded buffer*)

Datenpuffer begrenzter Speicherkapazität als Ringpufferspezialisierung:

```
typedef struct buffer {
    ringbuffer    ring;
    unsigned char free;
    bool          lock;
} buffer;

void bb_reset (buffer *bufp) {
    rb_reset(&bufp->ring);
    bufp->free = NDATA;
    bufp->lock = 0;
}
```

`free` Bedingungsvariable
- Füllstandkontrolle

  voll `free` $= 0$

  leer `free` $= NDATA$

  frei $0 <$ `free` $\leq NDATA$
- Puffer ist initial leer

`lock` Schlossvariable
- Absicherung
- KA ist initial offen

Datenpuffer mit Pufferbegrenzung (Forts.)

Koordiniertes Leeren

```
char bb_fetch (buffer *bufp) {
    char item;
    acquire(&bufp->lock);
    while (bufp->free == NDATA)
        await(&bufp->ring, &bufp->lock);
    item = rb_fetch(&bufp->ring);
    bufp->free++;
    cause(&bufp->free);
    release(&bufp->lock);
    return item;
}
```

Puffer leeren ist ein KA:

- darf sich weder selbst noch mit dem Füllen überlappen
- gegenseitiger Ausschluss

Wartebedingung:

- Puffer ist leer

Entnahme eines Datums gibt ein wiederverwendbares Betriebsmittel frei

- die Anzahl der freien Puffereinträge erhöht sich um 1
- die Wartebedingung zum Füllen kann signalisiert werden

☞ das Datum selbst ist ein konsumierbares Betriebsmittel

Datenpuffer mit Pufferbegrenzung (Forts.)

Koordiniertes Füllen

```
void bb_store (buffer *bufp, char item) {
    acquire(&bufp->lock);
    while (!bufp->free)
        await(&bufp->free, &bufp->lock);
    rb_store(&bufp->ring, item);
    bufp->free--;
    cause(&bufp->ring);
    release(&bufp->lock);
}
```

Puffer füllen ist ein KA:

- darf sich weder selbst noch mit dem Leeren überlappen
- gegenseitiger Ausschluss

Wartebedingung:

- Puffer ist voll

Pufferung des Datums macht ein konsumierbares Betriebsmittel verfügbar

- die Anzahl der freien Puffereinträge erniedrigt sich um 1
- die Wartebedingung zum Leeren kann signalisiert werden

Bedingter kritischer Abschnitt [65]

(engl. *conditional critical section*, resp. *region*)

Betreten des kritischen Abschnitts wird von einer Wartebedingung abhängig gemacht, die nicht erfüllt sein darf, um den Prozess fortzusetzen

- die Bedingung ist als Prädikat über die im kritischen Abschnitt enthaltenen bzw. verwendeten Daten definiert

Auswertung der Wartebedingung muss im kritischen Abschnitt erfolgen

- bei Nichterfüllung der Bedingung wird der Prozess auf Eintritt eines zur Wartebedingung korrespondierenden Ereignisses blockiert
  - damit das Ereignis später signalisiert werden kann, muss der kritische Abschnitt beim Schlafenlegen jedoch freigegeben werden
- bei (genauer: nach) Erfüllung/Signalisierung der Bedingung versucht der Prozess den kritischen Abschnitt wieder zu belegen
  - ggf. muss ein deblockierter Prozess die Bedingung neu auswerten

Unterbrechungs- und Signalisierungsprotokoll

Ereigniserwartung und -anzeige

```
void await (void *beep, bool *lock) {
    abide(beep);
    release(lock);
    block();
    acquire(lock);
}

void cause (void *beep) {
    rouse(beep);
}
```

`abide()` gibt bekannt, dass der laufende Prozess die Regel befolgen wird, sich in endlicher Zeit auf das angegebene Ereignis zu blockieren

`block()` blockiert den Prozess

- trat das Ereignis ein und wurde der Prozess aufgeweckt, versucht er erneut den kritischen Abschnitt zu betreten

Die Paarung `abide()`/`block()` verhindert die mögliche „*race condition*“, wenn nach Freigabe des kritischen Abschnitts der Prozess verdrängt und vor seiner eigentlichen Blockierung die Wartebedingung signalisiert wird.

Semaphor

Semaphor (engl. *semaphore*)

Eine „nicht-negative ganze Zahl", für die zwei unteilbare Operationen definiert sind [54]:

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

V (hol. *verhoog*, erhöhe; auch *up*, *signal*)
- inkrementiert den Semaphor um 1
- auf den Semaphor ggf. blockierte Prozesse werden deblockiert

Ein abstrakter Datentyp zur Signalisierung von Ereignissen zwischen gleichzeitigen Prozessen (deren Ausführung sich zeitlich überschneidet).

☞ S. 7-81

Kompositer Datentyp

Zusammengesetzt aus Bedingungsvariable und Schlossvariable

```
typedef struct semaphore {
    unsigned int load;
    bool         lock;
} semaphore;

void initial (semaphore *sema, unsigned int load) {
    sema->load = load;
    sema->lock = 0;
}
```

Vorbelegung. . .
- definiert die Anzahl der vom Semaphor zu verwaltenden Betriebsmittel
- entriegelt das Schloss

`load` Bedingungsvariable
- implementiert das Protokoll zwischen P und V

`lock` Schlosssvariable
- sorgt für die Unteilbarkeit der Operationen: kritischer Abschnitt

Kritische Abschnitte P und V

Verhungerungsgefahr — auch kurze nebenläufige Programme sind nicht einfach. . .

```
void prolaag (semaphore *sema) {
    acquire(&sema->lock);
    while (sema->load == 0)
        await(&sema->load, &sema->lock);
    sema->load--;
    release(&sema->lock);
}

void verhoog (semaphore *sema) {
    acquire(&sema->lock);
    if (sema->load++ == 0)
        cause(&sema->load);
    release(&sema->lock);
}
```

Wartebedingung
- Semaphorwert ist 0
- muss wiederholt ausgewertet werden

Signalisierung
- Semaphorwert war 0
- läuft ggf. ins Leere
  - Warteschlange würde dem vorbeugen
  - muss verträglich zur Einplanung sein

Wiedereintritt nach erfolgter Signalisierung ist damit konfrontiert, dass andere Prozesse ggf. vorbeigezogen sind

Instrumente zur Betriebsmittelvergabe

Differenziert nach dem Wertebereich eines Semaphors

binärer Semaphor (engl. *binary semaphore*)
- verwaltet zu einem Zeitpunkt immer nur genau ein Betriebsmittel
  - gegenseitiger Ausschluss (engl. *mutual exclusion*, *mutex*)
- vergibt unteilbare Betriebsmittel an Prozesse
- besitzt den Wertebereich $[0, 1]$

zählender Semaphor (engl. *counting semaphore*, *general semaphore*)
- verwaltet zu einem Zeitpunkt mehr als ein Betriebsmittel
  - d.h., mehrere Betriebsmittelinstanzen desselben Typs
- vergibt konsumier- bzw. teilbare Betriebsmittel an Prozesse
- besitzt den Wertebereich $[0, N]$, für N Betriebsmittel

Arten von Betriebsmitteln

Semaphore und Betriebsmittelverwaltung

wiederverwendbare Betriebsmittel werden angefordert und freigegeben

- ihre Anzahl ist begrenzt: Prozessoren, Geräte, Speicher (z.B. Puffer)
  - teilbar zu einer Zeit von mehreren Prozessen belegbar
  - unteilbar zu einer Zeit von einem Prozess belegbar
- auch ein kritischer Abschnitt ist solch ein Betriebsmittel
  - von jedem Typ gibt es jedoch nur eine einzige Instanz

konsumierbare Betriebsmittel werden erzeugt und zerstört

- ihre Anzahl ist (log.) unbegrenzt: Signale, Nachrichten, Interrupts
  - Produzent kann beliebig viele davon erzeugen
  - Konsument zerstört sie wieder bei Inanspruchnahme
- Produzent und Konsument sind voneinander abhängig (S. 7-88)

Ausschließender Semaphor

Vergabe unteilbarer Betriebsmittel

```
semaphore mutex = {1, 0};

void chain (chainlink **next, chainlink *item) {
    prolaag(&mutex);
    *next = (*next)->link = item;
    verhoog(&mutex);
}
```

Beispiel von S. 7-82:

`P()` `prolaag(&mutex)`

`V()` `verhoog(&mutex)`

unteilbares Betriebsmittel von dem es nur eine Instanz gibt

- der Initialwert des Semaphors ist 1

mehrseitige Synchronisation in welcher Reihenfolge die nebenläufigen Prozesse den kritischen Bereich betreten werden, ist unbestimmt

- gleichzeitig können jedoch nicht mehrere Prozesse drin sein

Signalisierender Semaphor

Vergabe konsumierbarer Betriebsmittel

```
semaphore mite = {0, 0};
char      data;

char consumer () {
    prolaag(&mite);
    return data;
}

void producer (char item) {
    data = item;
    verhoog(&mite);
}
```

konsumierbares Betriebsmittel muss vor dem Verbrauch erst erzeugt werden

- der Initialwert des Semaphors ist 0

einseitige Synchronisation nur einer von beiden Prozessen wird ggf. blockieren

- der Konsument, wenn noch kein Datum verfügbar ist

Der Datenpuffer ist begrenzt, jedoch wird die Pufferbegrenzung ignoriert:

- Daten gehen verloren, wenn die Prozesse nicht im gleichen Takt arbeiten: $Konsument* \rightarrow (Produzent \rightarrow Konsument)+$

Datenpuffer mit Pufferbegrenzung

Bounded buffer revisited...

Ringpufferspezialisierung: „Dreiergespann" von Semaphore...

```
typedef struct buffer {
    ringbuffer ring;
    semaphore  lock;
    semaphore  free;
    semaphore  full;
} buffer;

void bb_reset (buffer *bufp) {
    rb_reset(&bufp->ring);
    initial(&bufp->lock, 1);
    initial(&bufp->free, NDATA);
    initial(&bufp->full, 0);
}
```

`lock` sichert die Pufferoperationen

- gegenseitiger Ausschluss von lesen/schreiben

`free` verhindert Pufferüberlauf

- stoppt den Schreiber beim vollen Puffer

`full` verhindert Pufferunterlauf

- stoppt den Leser beim leeren Puffer

Datenpuffer mit Pufferbegrenzung (Forts.)

Koordiniertes Leeren

```
char bb_fetch (buffer *bufp) {
    char item;
    prolaag(&bufp->full);
    prolaag(&bufp->lock);
    item = rb_fetch(&bufp->ring);
    verhoog(&bufp->lock);
    verhoog(&bufp->free);
    return item;
}
```

Szenario beim Leeren:

- einem leeren Puffer kann nichts entnommen werden
- freigewordener Pufferplatz soll wiederverwendbar sein
- den Puffer zu leeren, ist ein kritischer Abschnitt

einseitige Synchronisation ↦ zwei signalisierende Semaphore

- durch `full` ein konsumierbares Betriebsmittel anfordern
- durch `free` ein wiederverwendbares Betriebsmittel bereitstellen

mehrseitige Synchronisation ↦ ausschließender Semaphor `lock`

- sich selbst überlappendes Leeren und Leeren überlappendes Füllen

Datenpuffer mit Pufferbegrenzung (Forts.)

Koordiniertes Füllen

```
void bb_store (buffer *bufp, char item) {
    prolaag(&bufp->free);
    prolaag(&bufp->lock);
    rb_store(&bufp->ring, item);
    verhoog(&bufp->lock);
    verhoog(&bufp->full);
}
```

Szenario beim Füllen:

- voll ist voll...
- gepufferte Daten sollen konsumierbar sein
- Puffer füllen ist kritisch

einseitige Synchronisation ↦ zwei signalisierende Semaphore

- durch `free` ein wiederverwendbares Betriebsmittel anfordern
- durch `full` ein konsumierbares Betriebsmittel bereitstellen

mehrseitige Synchronisation ↦ ausschließender Semaphor `lock`

- sich selbst überlappendes Füllen und Füllen überlappendes Leeren

Semaphore „*considered harmful*“

Nicht alles „Gold“ glänzt...

- auf Semaphore basierende Lösungen sind komplex und fehleranfällig
  - Synchronisation ist Querschnittsbelang nicht-sequentieller Programme
    - kritische Abschnitte neigen dazu, mit ihren P/V-Operationen quer über die Software verstreut vorzuliegen
  - das Schützen gemeinsamer Variablen bzw. Freigeben kritischer Abschnitte kann dabei leicht vergessen werden
- hohe Gefahr der Verklemmung (engl. *deadlock*) von Prozessen
  - umso zwingender ist die Notwendigkeit von Verfahren zur Vorbeugung, Vermeidung und/oder Erkennung solcher Verklemmungen
  - nicht-blockierende Synchronisation ist mit diesem Problem nicht behaftet, dafür jedoch nicht immer durchgängig praktizierbar
- „linguistische Unterstützung“ reduziert Fehlermöglichkeiten gravierend

Monitor

(engl. *monitor*)

Ein synchronisierter abstrakter Datentyp, d.h., ein ADT mit impliziten Synchronisationseigenschaften [66, 67]:

mehrseitige Synchronisation an der Monitorschnittstelle (Semaphor)

- gegenseitiger Ausschluss der Ausführung exportierter Prozeduren

einseitige Synchronisation innerhalb des Monitors (Bedingungsvariable)

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 Ansatz: Concurrent Pascal, PL/I, Mesa, ..., Java.

Monitor ≡ Modul
Monitor vs. Semaphor

Kapselung (engl. *encapsulation*)

- von mehreren Prozessen gemeinsam bearbeitete Daten müssen in Monitoren organisiert vorliegen
- als Konsequenz muss die Programmstruktur kritische Abschnitte explizit sichtbar machen
  - inkl. die zulässigen (an zentraler Stelle definierten) Zugriffsfunktionen

Datenabstraktion (engl. *information hiding*)

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

☞ ein Monitor ist Konzept der Ebene $_5$, ein Semaphor das der Ebene $_3$

Modulkonzept erweitert um Synchronisationssemantik
Monitor ≡ 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 setzt die dafür notwendigen Steueranweisungen ab

Synchronisationsanweisungen (Semaphore, Schloss-/Bedingungsvariablen)

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

Signalisierung einer Wartebedingung erwarten
wait

Monitorfreigabe als notwendiger Seiteneffekt beim Warten:

- andere Prozesse wären sonst an den Monitoreintritt gehindert
- als Konsequenz könnte die zu erfüllende Bedingung nie erfüllt werden
- schlafenlegende Prozesse würden nie mehr erwachen ⇝ Verklemmung

Monitordaten sind in einem konsistenten Zustand zu hinterlassen

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

☞ aktives Warten im Monitor ist logisch komplex und leistungsmindernd

Signalisierung einer Wartebedingung
signal

Prozessblockaden in Bezug auf eine Wartebedingung werden aufgehoben

- im Falle wartender Prozesse sind als Anforderungen zwingend:
  - wenigstens ein Prozess deblockiert an der Bedingungsvariablen
  - 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 befreiten Prozesse:
  - alle auf die Bedingung wartenden oder genau nur einer
- große Unterschiede liegen auch in Besitzwechsel bzw. Besitzwahrung
  - „falsche Signalisierungen“ werden toleriert oder nicht

Signalisierungssemantiken
Besitzwahrung

genau einen wartenden Prozess befreien . . . nur welchen?

- bei mehr als einen wartenden Prozess ist eine Auswahl zu treffen
- die Auswahlentscheidung muss zur Fadeneinplanung korrespondieren
- ggf. ist bereits bei Blockierung möglichen Konflikten vorzubeugen

alle wartenden Prozesse befreien $\mapsto$ Hansen [64]

- die Auswahlentscheidung unterliegt allein dem Planer
- Fadeneinplanung entgegenwirkende Konflikte werden ausgeschlossen
- verschiedene Belange sind sauber voneinander getrennt

- in beiden Fällen erfolgt die Neuauswertung der Wartebedingung
  - dadurch werden jedoch auch falsche Signalisierungen toleriert
- signalisierte Prozesse bewerben sich erneut um den Monitorzutritt

Signalisierungssemantiken (Forts.)
Besitzwechsel

Wechsel vom signalisierenden zum signalisierten Prozess $\mapsto$ Hoare [67]

- nur einer von ggf. mehreren wartenden Prozessen wird signalisiert
  - der signalisierte Prozess setzte seine Berechnung im Monitor fort
  - als Folge muss der signalisierende Prozess den Monitor abgeben
- Fortführungsbedingung des signalisierten Prozesses ist garantiert
  - seit Signalisierung konnte kein anderer Prozess den Monitor betreten
  - kein anderer Prozess konnte die Fortführungsbedingung entkräften

- es erfolgt keine Neuauswertung der Wartebedingung
  - als Konsequenz werden falsche Signalisierungen nicht toleriert
- eine erhöhte Anzahl von Fadenwechseln ist in Kauf zu nehmen
- der signalisierende Prozess bewirbt sich erneut um den Monitorzutritt

Datenmonitor mit Pufferbegrenzung
Bounded buffer revisited. . . „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);
};
```


Datenmonitor mit Pufferbegrenzung (Forts.)
Koordiniertes Leeren

```
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

Instanzenvariable:

`free` aktueller „Pegelstand“

Hansen'scher Monitor Wartebedingung ist wiederholt zu überprüfen

- bewirbt signalisierte Prozesse erneut um den Monitorzutritt
  - die Phase ab der Signalisierung von `full` bis zum Wiedereintritt in den Monitor des signalisierten (leerenden) Prozesses ist teilbar
  - der Puffer könnte zwischenzeitig geleert worden sein $\rightsquigarrow$ blockieren
- toleriert (fehlerbedingte) falsche Signalisierungen von `full`

Datenmonitor mit Pufferbegrenzung (Forts.)

Koordiniertes Füllen

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

Bedingungsvariablen:

`null` erwartet freien Platz

`full` signalisiert einen Eintrag

Instanzenvariable: `free` führt Buch über den aktuellen „Pegelstand"

Hansen'scher Monitor Wartebedingung ist wiederholt zu überprüfen

- bewirbt signalisierte Prozesse erneut um den Monitorzutritt
  - die Phase ab der Signalisierung von `null` bis zum Wiedereintritt in den Monitor des signalisierten (füllenden) Prozesses ist teilbar
  - der Puffer könnte zwischenzeitig gefüllt worden sein $\leadsto$ blockieren
- toleriert (fehlerbedingte) falsche Signalisierungen von `null`

Monitorkonzepte im Vergleich

Hansen vs. Hoare

Hansen'scher Monitor

```
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'scher Monitor

```
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

Blockierende Synchronisation „*considered harmful*"

Probleme von Schlossvariablen, Semaphore und Monitore

Leistung (engl. *performance*) insbesondere in SMP-Systemen [63]

- „*spin locking*" reduziert ggf. massiv Busbandbreite

Robustheit (engl. *robustness*) „*single point of failure*"

- ein im kritischen Abschnitt scheiternder Prozess kann schlimmstenfalls das ganze System lahm legen

Einplanung (engl. *scheduling*) wird behindert bzw. nicht durchgesetzt

- un- bzw. weniger wichtige Prozesse können wichtige Prozesse „ausbremsen" bzw. scheitern lassen
- Prioritätsverletzung, Prioritätsumkehr [68]
  - Mars Pathfinder [69, 70]

Verklemmung (engl. *deadlock*) einiger oder sogar aller Prozesse

Dualität von Koordinierungstechniken

Theorie vs. Praxis

Problem	Methode
gegenseitiger Ausschluss	Schlossvariable, nicht blockierender Algor.
explizite Prozesssteuerung	Bedingungsvariable
bedingte Verzögerung	bedingter kritischer Abschnitt
Austausch von Zeitsignalen	Semaphor
Austausch von Daten	Nachrichtenpuffer (*bounded buffer*)

logisch betrachtet sind alle Methoden äquivalent, da jede von ihnen hilft, ein beliebiges Steuerungsproblem zu lösen

praktisch betrachtet sind die Methoden nicht äquivalent, da einige von ihnen für ein gegebenes Problem zu komplexen und ineffizienten Lösungen führen

Synchronisation
Koordination von Kooperation und Konkurrenz

- die Verfahren sind problemspezifisch und teils radikal unterschiedlich
  - einseitig oder mehrseitig
  - blockierend oder nicht-blockierend (wartend oder nicht-wartend)
- blockierende Verfahren erlauben die Wiederverwendung sequentieller Programme für nicht-sequentielle Ausführungsumgebungen
  - Schlossvariable, Bedingungsvariable, Semaphor, Monitor
  - die Gefahr von Verklemmungen ist stellenweise sehr hoch
- nicht-blockierende Verfahren sind frei von Verklemmungen, jedoch nicht unbedingt frei von Verhungerung
  - die Ansätze profitieren von Spezialbefehlen der CPU:

    CISC `cas`, `cas2` (`dcas`), `cmpxchg`

    RISC `ll/sc`
  - nicht-wartende Varianten beugen dem Verhungern von Prozessen vor
- nicht-sequentielle Programmierung ist nicht nur ein Betriebssystemfall