Systemprogrammierung

Synchronisation

12./15. Januar 2009

Überblick

Synchronisation
- Konkurrenz und Koordination
- Verfahrensweisen
- Schlossvariable
- Bedingungsvariable
- Semaphor
- Monitor
- Zusammenfassung
- Bibliographie

Nebenläufige Aktivitäten

Nichtsequentielles Programm

Nebenläufigkeit (engl. *concurrency*) bezeichnet das Verhältnis von nicht kausal abhängigen Ereignissen, die sich also nicht beeinflussen

- Aktionen können nebenläufig ausgeführt werden, wenn keine das Resultat des anderen benötigt

```
1:     foo = 4711;
2:     bar = 42;
3:  foobar = foo + bar;
4:  barfoo = bar + foo;
5:     hal = foobar + barfoo;
```

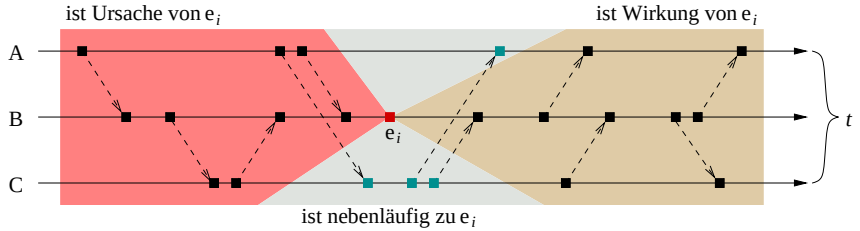
- Zeile 1 kann nebenläufig zu Zeile 2 ausgeführt werden
- Zeile 3 kann nebenläufig zu Zeile 4 ausgeführt werden

Kausalität (lat. *causa*: Ursache) ist die Beziehung zwischen Ursache und Wirkung, d.h., die ursächliche Verbindung zweier Ereignisse

- Ereignisse sind nebenläufig, wenn keines Ursache des anderen ist

Kausalordnung

Nebenläufigkeit als relativistischer Begriff von Gleichzeitigkeit



- ein Ereignis ist nebenläufig zu einem anderen (e_i), wenn es im Anderswo des anderen Ereignisses (e_i) liegt
  - d.h., weder in der Zukunft noch in der Vergangenheit des anderen
- das Ereignis ist nicht Ursache/Wirkung des anderen Ereignisses (e_i)
  - ggf. aber Ursache/Wirkung anderer (von e_i verschiedener) Ereignisse

Kausalordnung (Forts.)

Rangfolge aus Gründen von Daten- und Zeitabhängigkeit

Um selbst ein korrektes Ergebnis zu produzieren, können Aktionen nebenläufig stattfinden, sofern...

allgemein keine das Resultat der anderen benötigt (S. 11-2)

- Datenabhängigkeiten gleichzeitiger Prozesse beachten

speziell (zusätzlich im Echtzeitbetrieb) keine die Zeitbedingungen der anderen verletzt $\leadsto$ EZS (S. 1-3)

- Zeitpunkte dürfen nicht/nur selten verpasst werden
- Zeitintervalle dürfen nicht/nur begrenzt gedehnt werden

Umgang mit Ereignissen bzw. Aktionen gleichzeitiger Prozesse

„ist Ursache von“ / „ist Wirkung von“ $\leadsto$ Koordinierung (vor/zur Laufzeit)

„ist nebenläufig zu“ $\models$ Parallelität (implizit)

Koordinierung

Reihenschaltung gleichzeitiger Aktivitäten

Maßnahme zum korrekten Zugriff gleichzeitiger Prozesse auf gemeinsame aber unteilbare Betriebsmittel $\leadsto$ Synchronisation

- blockierend, wenn das Betriebsmittel nicht die CPU ist
- möglicherweise nicht-blockierend, sonst...
  - kritische Abschnitte

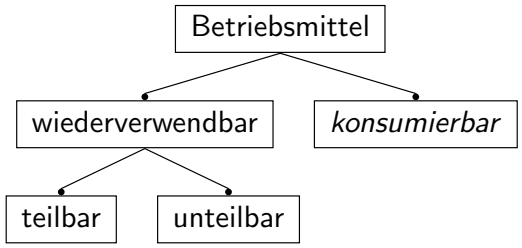
Synchronisation (gr. *sýn*: zusammen, *chrónos*: Zeit) bezeichnet das „Herstellen von Gleichzeitigkeit“

- Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Prozessen
- Abgleich von Echtzeituhren (oder Daten) in verteilten Systemen
- Sequentialisierung von Ereignissen entlang einer Kausalordnung
  - z.B. logische Uhren

☞ analytisch (Einplanung) oder konstruktiv (Implementierung)

Konkurrenz

Betriebsmittel und Betriebsmittelarten (vgl. S. 11-41)



Hardware
CPU, Speicher, Geräte, *Signale*

Software
Dateien, Prozesse, Seiten, Puffer, *Signale, Nachrichten*

Wettbewerb um Betriebsmittel (engl. *resource contention*) bezieht sich auf Anzahl und Art eines Betriebsmittels

einseitige Synchronisation $\mapsto$ konsumierbare Betriebsmittel

mehrseitige Synchronisation $\mapsto$ wiederverwendbare Betriebsmittel

- Begrenzung, gegenseitiger Ausschluss

Konkurrenz (Forts.)

Reihenschaltung von Prozesen mit begrenzten/unteilbaren Betriebsmitteln

Betriebsmittel, die unteilbar sind, können von gleichzeitigen Prozessen nur nacheinander belegt werden

Vergabe $\mapsto$ das Betriebsmittel sperren und dem Prozess zuteilen

- beim Versuch, ein gesperrtes Betriebsmittel erneut zu belegen, wird der anfordernde Prozess blockiert
- der blockierende Prozess erwartet das Ereignis/Signal zur Freigabe des gesperrten Betriebsmittels, ihm wird die CPU entzogen

Freigabe $\mapsto$ das Betriebsmittel dem Prozess wieder entziehen

- sollten Prozesse die Freigabe dieses Betriebsmittels erwarten, wird es sofort der Wiedervergabe zugeführt; das bedeutet:
  - (a) das Betriebsmittel entsperren und alle Prozesse deblockieren, die sich dann wiederholt um die Vergabe zu bemühen haben *oder*
  - (b) einen Prozess auswählen und ihm das Betriebsmittel zuteilen
- nur der das Betriebsmittel „besitzende“ Prozess kann es freigeben

Konfliktsituation
Blockierung gleichzeitiger Prozesse

Prozesse befinden sich untereinander im Konflikt, wenn...

- nur eine begrenzte Anzahl gemeinsamer Betriebsmitteln vorrätig ist
- sie unteilbare Betriebsmittel desselben Typs gemeinsam verwenden

Prozesse sind im Streit (engl. *contention*) um ein Betriebsmittel, wenn einer das Betriebsmittel anfordert, das ein anderer bereits besitzt

- der anfordernde Prozess blockiert und wartet auf die Freigabe des Betriebsmittels durch den Prozess, der das Betriebsmittel belegt
- der das Betriebsmittel belegende Prozess löst den auf die Freigabe des Betriebsmittels wartenden Prozess aus, deblockiert in wieder

☞ Nutzung begrenzter/unteilbarer Betriebsmittel impliziert Kooperation

Koordinierung ≡ „Reihenschaltung“
Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Prozessen ⇝ Synchronisation

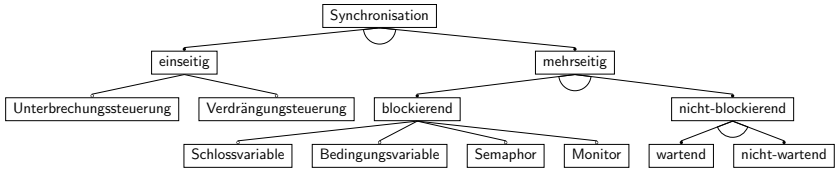
ko·or·di'nie·ren beiordnen; in ein Gefüge einbauen; aufeinander abstimmen; nebeneinanderstellen; Termine ∼.

- sich überlappen könnende Aktivitäten (gleichzeitige Prozesse) der Reihe nach ausführen; vgl. S. 7-77: kritischer Abschnitt
  - überlapptes Zählen (asynchrone Programmunterbrechung)
  - Verwaltung der Bereitliste (verdrängende Prozesseinplanung)
- „der Reihe nach“ ⇝ 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 in SP 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
Typischer Fall von einseitiger Synchronisation

Ansatz: asynchrone Programmunterbrechungen entweder verhindern oder tolerieren, und zwar durch Verzögerung der...

überlappenden Aktivität $\mapsto$ Unterbrechungssteuerung

- Spezialbefehle der Ebene$_2$: `cli`, `sti` (x86) hart

überlappten Aktivität $\mapsto$ nicht-blockierende Synchronisation

- Spezialbefehle und Programme[1] der Ebene$_2$:
  CISC `cas` (IBM 370, m68020+), `cmpxchg` (i486+)
  RISC `ll/sc` (DEC Alpha, MIPS, PowerPC)
- ohne Spezialbefehle $\rightsquigarrow$ BS/BST (S. 1-3) weich

Unterbrechungen sperren ist einfach, jedoch nicht immer zweckmäßig

- Faustregel: harte Synchronisation ist möglichst zu vermeiden

[1] Implementierungen wartebehafteter Algorithmen.

Unterbrechungssynchronisation (Forts.)
Wiedersehen mit einem alten Problem (S. 5-53): überlapptes Zählen

```
unsigned int wheel = 0;
```

Plötzlich...

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

Schlecht...

```
int main () {
    for (;;)
        printf("%u\n", wheel++);
}
```

Wettlaufsituation

- kritischer Abschnitt ++
- Laufgefahr vorbeugen
- ELOP `int incr (int*)`

Besser...

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

- unteilbares Zählen konstruktiv und problemadäquat sicherstellen

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

Verhinderung

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

Tolerierung

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

- Unterbrechungssperre
- Ereignisverlust droht
  - *Interrupts* sind ausgeschlossen
- 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[2] 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

[2] Typischerweise ist diese Operation ein Befehl der Ebene 2 und nicht, wie hier zum besseren Verständnis gezeigt, als Programm der Ebene 5 implementiert.

Gegenseitiger Ausschluss

Kennzeichnend für mehrseitige Synchronisation

Kritischer Abschnitt (KA) [1, 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 überlappenden 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 des kritischen Abschnitts durch einen Prozess
  - erteilt einem Prozess die Zugangsberechtigung
- bei bereits belegtem kritischen Abschnitt den Prozess verzögern

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 Konzepts 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 (min.) 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: Steuerung der Ebene $_2$ durch die Ebene $_3$

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

(IRQ Abk. engl. *interrupt request*)

```
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: Steuerung der Ebene $_3$ durch die Ebene $_3$

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

(PRQ Abk. engl. *preemption request*)

```
void avertPRQ () { preemption = 0; }
void admitPRQ () { preemption = 1; }
```

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

Verdrängungsereignisse werden unnötigerweise abgewendet auch für die Prozesse, die den KA nie durchlaufen

- 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 ist eine Pause einzulegen — nur wie lange?
- starke Leistungseinbußen können die Folge sein [2]

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 $\models$ das Schloss ist bereits verschlossen
- die Schlossvariable ist unverändert

false $\models$ das Schloss wurde verschlossen
- die Schlossvariable wurde verändert

Analogie zu CAS (S. 11-16): 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...

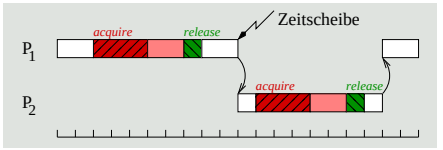
- kann keine Änderung der Bedingung herbeiführen, auf die er wartet
- behindert andere Prozesse, die sinnvolle Arbeit leisten könnten
- schadet damit letztlich auch sich selbst

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.

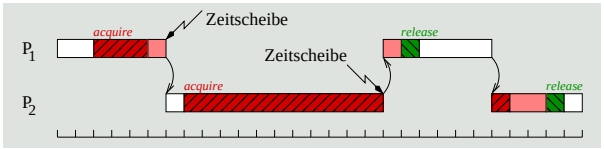
- in den meisten Fällen sind Effizienzeinbußen in Kauf zu nehmen
  - es sei denn, jeder Prozess hat seinen eigenen realen Prozessor
  - nicht unrealistisch: „*gang scheduling*" und „*barrier synchronization*"

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 $\mapsto$ bereit in Laufbereitschaft bleiben (S. 9-16)

laufend $\mapsto$ blockiert selektive Verdrängungssteuerung

Aktives Warten mit Prozessorabgabe

Kooperative Ausführung der Warteschleife

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

- der laufende Prozess gibt freiwillig die CPU 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) {
    avert();
    while (tas(lock))
        sleep(lock);
    admit();
}

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

Zustandsmaschine der Prozesseinplanung:

`avert()` wehrt mögliche Verdrängung des laufenden Prozesses zeitweilig ab

`sleep()` lässt laufenden Prozess auf ein Ereignis (`lock`) passiv warten
- löst Verdrängungssperre

`admit()` lässt Verdrängung des laufenden Prozesses zu

- der laufende Prozess „legt sich selbst schlafen“, wenn das Setzen der Schlossvariablen scheitert
- bei Freigabe des KA werden all die Prozesse aufgeweckt, die auf das Freigabeereignis blockiert sind: `rouse(lock)`

Bedingungsvariable

(engl. *condition variable*)

Ein mit einer Schlossvariablen verknüpfter abstrakter Datentyp auf dem zwei Operationen definiert sind [3]:

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.

Beispiel: 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

Beispiel: 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

Beispiel: 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

Beispiel: 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 konsumierbares Betriebsmittel verfügbar

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

Bedingter kritischer Abschnitt [4]

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

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

- die Bedingung ist als Prädikat über die im kritischen Abschnitt enthaltenen bzw. verwendeten Daten definiert
- vgl. Abbruchbedingungen (`while`) auf S. 11-32/11-33

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

Unterbrechungsprotokoll

Prinzip — mit Problem(en)

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

1. Freigabe des KA
2. Blockierung des Prozesses
3. Belegung des KA

Laufgefahr

Angenommen, der laufende Prozess hat den KA freigegeben und wird danach verdrängt ⇝ Zustand „laufbereit“:

- Während seiner Laufbereitschaft wird das Ereignis (`beep`), auf dessen Eintritt er (mit `block()`) passiv warten wollte, signalisiert.
- Da der Signalzustellung das „Vorhaben“ dieses Prozesses unbekannt ist, geht diesem das Ereignis (`beep`) verloren.
- Nach Wiederzuteilung der CPU wird sich der Prozess blockieren und wartet sodann ggf. vergebens auf den Ereigniseintritt.

Unterbrechungs- und Signalisierungsprotokoll

Ereigniserwartung und -anzeige ⇝ Zustandsmaschine der Prozesseinplanung

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

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

`abide()` zeigt dem Planer an, dass der laufende Prozess ein Ereignis (`beep`) erwartet

`block()` blockiert den Prozess *logisch* auf das Ereignis: er wartet nur, falls das Ereignis noch nicht signalisiert wurde

`rouse()` weckt Prozesse, ggf.

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

☞ `abide()`, `block()`, `rouse()` ⊨ Wettlaufsituation (vgl. S. 11-35)

Semaphor

„Signalmast“ (Eisenbahnwesen, engl. *semaphore*)

Eine „nicht-negative ganze Zahl“, für die zwei unteilbare Operationen definiert sind [5]:

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).

☞ vgl. 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
- zur Unteilbarkeit der Operationen: kritischer Abschnitt

Kritische Abschnitte P und V

Verhungerungsgefahr — auch kurze nicht-sequentielle 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 *oder*
  - Semaphorwert < 0 als Wartezähler

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

(vgl. S. 11-6)

Semaphore und Betriebsmittelverwaltung

wiederverwendbare Betriebsmittel werden angefordert und freigegeben
- ihre Anzahl ist begrenzt: Prozessoren, Geräte, Speicher (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 gleichzeitigen 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: $Konsument* \rightarrow (Produzent \rightarrow Konsument)+$

Beispiel: 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

Beispiel: 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 $\mapsto$ zwei signalisierende Semaphore
- durch `full` ein konsumierbares Betriebsmittel anfordern
- durch `free` ein wiederverwendbares Betriebsmittel bereitstellen

mehrseitige Synchronisation $\mapsto$ ausschließender Semaphor `lock`
- sich selbst überlappendes Leeren und Leeren überlappendes Füllen

Beispiel: 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 $\mapsto$ zwei signalisierende Semaphore
- durch `free` ein wiederverwendbares Betriebsmittel anfordern
- durch `full` ein konsumierbares Betriebsmittel bereitstellen

mehrseitige Synchronisation $\mapsto$ ausschließender Semaphor `lock`
- sich selbst überlappendes Füllen und Füllen überlappendes Leeren

Beispiel: Datenpuffer mit Pufferbegrenzung (Forts.)

Beliebter Fehler — nicht nur bei Testaten/Klausuren...

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

Was kann hier die Folge sein?

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

Verklemmungsgefahr

Angenommen, ein Prozess findet (a) beim Leeren, dass kein Datum *oder* (b) beim Füllen, dass kein freier Platz im Puffer verfügbar ist:
- Der Prozess wird dann im KA auf `full` oder `free` blockieren, den KA (`lock`) dabei aber nicht freigeben.
- Jeder andere Prozess, der ein Datum oder den freien Platz verfügbar machen könnte, würde dann beim Eintritt in diesen KA blockieren.

Semaphore „*considered harmful*“

Nicht alles „Gold“ glänzt...

- auf Semaphore basierende Lösungen sind komplex und fehleranfällig
  - Synchronisation: 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 sind 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 [6, 7]:

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 (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. zulässige (an zentraler Stelle definierte) Zugriffsfunktionen

Datenabstraktion (engl. *information hiding*)
- wie ein Modul, so kapselt auch ein Monitor für mehrere Funktionen Wissen über gemeinsame Daten
- Auswirkungen lokaler Programmänderungen bleiben 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 ganze Software verstreut vor

Signalisierung einer Wartebedingung erwarten
wait

Monitorfreigabe als notwendiger Seiteneffekt beim Warten:
- andere Prozesse wären sonst an den 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 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
- gr. 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 konform zur Fadeneinplanung sein
- ggf. ist bereits bei Blockierung möglichen Konflikten vorzubeugen

alle wartenden Prozesse befreien $\mapsto$ Hansen [3]
- die Auswahlentscheidung unterliegt allein dem Planer
- Fadeneinplanung entgegenwirkende Effekte 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 [7]
- 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 war kein anderer Prozess im Monitor drin
  - 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 Monitorzutritt

Beispiel: 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);
};
```


Beispiel: 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 $\leadsto$ blockieren
- toleriert (fehlerbedingte) falsche Signalisierungen von `full`

Beispiel: 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 [2]
- „*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 [8]
  - Mars Pathfinder [9, 10]

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 Betriebssystemfall

Literaturverzeichnis

[1] Ralf Guido Herrtwich and Günter Hommel.
Kooperation und Konkurrenz — Nebenläufige, verteilte und echtzeitabhängige Programmsysteme.
Springer-Verlag, 1989.

[2] Ray Bryant, Hung-Yang Chang, and Bryan S. Rosenburg.
Experience developing the RP3 operating system.
Computing Systems, 4(3):183–216, 1991.

[3] Peer Brinch Hansen.
Structured multprogramming.
Communications of the ACM, 15(7):574–578, July 1972.

[4] Charles Antony Richard Hoare.
Towards a theory of parallel programming.
In C. A. R. Hoare and R. H. Perrot, editors, *Operating System Techniques*. Academic Press, London, New York, 1971.

Literaturverzeichnis (Forts.)

[5] Edsger Wybe Dijkstra.
Cooperating sequential processes.
Technical report, Technische Universiteit Eindhoven, Eindhoven, The Netherlands, 1965.
(Reprinted in *Great Papers in Computer Science*, P. Laplante, ed., IEEE Press, New York, NY, 1996).

[6] Peer Brinch Hansen.
Operating System Principles.
Prentice Hall International, 1973.

[7] Charles Antony Richard Hoare.
Monitors: An operating system structuring concept.
Communications of the ACM, 17(10):549–557, October 1974.

Literaturverzeichnis (Forts.)

[8] Butler W. Lampson and David D. Redell.
Experiences with processes and monitors in mesa.
Communications of the ACM, 23(2):105–117, 1980.

[9] David Wilner.
Vx-files: What really happened on mars?
Keynote at the 18th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '97), December 1997.

[10] Michael B. Jones.
What really happened on mars?
http://www.research.microsoft.com/~mbj/Mars_Path-finder/M
1997.