

Koordination nebenläufiger Prozesse



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

Arten der Synchronisation

- „Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Prozessen“ . . .

1. *derselben Inkarnation* ↗ Intraprozess-Synchronisation

- nicht-blockierende Synchronisation ist zwingend
- Beispiel: asynchrone Programmunterbrechung (*interrupt*)

2. *verschiedener Inkarnationen* ↗ Interprozess-Synchronisation

- {,nicht-}blockierende Synchronisation ist verwendbar

☞ Differenzierung: *ein- und mehrseitige Synchronisation* nebenläufiger Prozesse

Koordinierung ≡ „Reihenschaltung“

ko-or-di'nie-ren beijordnen; in ein Gefüge einbauen; aufeinander abstimmen; nebeneinanderstellen; Termine ~.

- als kritisch erachtete nebenläufige Aktivitäten *der Reihe nach* ausführen
 - ☞ überlappendes Zählen (X Kap. 5)
 - ☞ verdrängende Prozesseinplanung (X Kap. 6)
- „der Reihe nach“ bedeutet, gewisse Prozesse bewusst zeitlich zu verzögern
 - je nach Verfahren trifft es den $\left\{ \begin{array}{l} \text{überlappenden} \\ \text{überlappten} \end{array} \right\}$ Prozess
- die Verfahren arbeiten {,nicht-}wartend bzw. {,nicht-}blockierend

Einseitige Synchronisation

Unilateral

- die Verfahren wirken sich nur auf einen der beteiligten Prozesse aus:

Bedingungssynchronisation

bzw.

- das Weiterarbeiten 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 Zugriffsmuster der beteiligten Prozesse

- andere Prozesse sind jedoch nicht gänzlich an der Synchronisation unbeteiligt⁴⁷

⁴⁷ Die Veränderung einer Bedingung, auf die ein Prozess wartet, ist z. B. von einem anderen Prozess herbeizuführen.

Mehrseitige Synchronisation

- die Verfahren wirken sich auf (ggf.) alle beteiligten Prozesse aus
 - welche Prozesse im weiteren Ablauf verzögert werden, ist i. A. unvorhersehbar
 - allgemein gilt: „wer zuerst kommt, mahlt zuerst“
- die betroffenen Aktivitäten stehen miteinander im **gegenseitigen Ausschluss**
 - erzwungen wird die *atomare Ausführung* von Anweisungsfolgen
 - „abschnittweise“ werden diese niemals nebenläufig/parallel durchgeführt
- die atomar ausgeführten Anweisungsfolgen bilden eine *Elementaroperation*

Multilateral

Verzögerung des unterbrechenden Prozesses

```
int wheel = 0;

void __attribute__ ((interrupt)) tip () {
    wheel += 1;
}

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

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

blockierende Synchronisation Interrupts werden zeitweilig unterbunden

- die Verfahren synchronisieren *einseitig*, d. h. sie arbeiten *unilateral*

Asynchrone Programmunterbrechungen (X Kap. 5)

- je nach Verfahren erfährt die eine oder andere Seite eine Verzögerung:

Verzögerung des unterbrechenden Prozesses

- weiche/harte Synchronisation der „Hardware/Software-Interrupts“
- logischer Ansatz („Schleusen“ [28]) bzw. Ebene 2-Befehle: cli, sti (x86)

Verzögerung des unterbrochenen Prozesses

- Ebene 2-Befehle:
 - ☞ cas (IBM 370, m68020+), cmpxchg (i486+)
 - ☞ ll/sc (DEC Alpha, MIPS, PowerPC)
- nicht-blockierende Synchronisation nebenläufiger Aktivitäten

CISC
RISC

Verzögerung des unterbrochenen Prozesses

```
int wheel = 0;

void __attribute__ ((interrupt)) tip () {
    incr(&wheel);
}

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

```
int incr (int *ref) {
    int x;
    do x = *p;
    while (!cas(p, x, x + 1));
    return x + 1;
}
```

nicht-blockierende Synchronisation Wiederholung der Berechnung findet statt, wenn nebenläufig eine andere Aktivität erfolgreich beendet wurde

Spezialbefehl

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

CAS (*compare and swap*)

- unteilbare Operation
– *read-modify-write*
- Komplexbefehl ↗ CISC

Ist blockierungsfrei nur in Bezug auf Prozesse!

Multiprozessor-Synchronisation (gemeinsamer Speicher, *shared memory*)

`atomic()` verhindert (Speicher-) Buszugriffe durch andere Prozessoren
`cimota()` lässt (Speicher-) Buszugriffe anderer Prozessoren wieder zu

☞ Auf Interrupts wird, wie sonst auch, erst am Befehlsende reagiert!

Kritischer Abschnitt

Beim Betreten (*enter*) und Verlassen (*leave*) gelten bestimmte Vorgehensweisen:

Eintrittsprotokoll (*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 (*exit protocol*)

- regelt die Freigabe des kritischen Abschnitts durch einen Prozess
- andere erhalten die Möglichkeit zum Betreten des kritischen Abschnitts

Die Vorgehensweisen variieren mit dem realisierten Synchronisationsverfahren.

Gegenseitiger Ausschluss — *mutual exclusion*

- ein Ansatz, der kennzeichnend ist für die *mehrseitige Synchronisation*:

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** (*critical sections, critical regions*).

Quelle: Herrtwich/Hommel (1989), *Kooperation und Konkurrenz*, S. 137

- die kritischen Abschnitte sind durch „Synchronisationsklammern“ zu schützen

Schlossvariable — *lock variable*

Ein *abstrakter Datentyp*, auf dem zwei Operationen definiert sind:

acquire (*lock*) ↗ Eintrittsprotokoll

- verzögert einen Prozess, bis das zugehörige Schloss offen ist
– bei bereits geöffnetem Schloss fährt der Prozess unverzögert fort
- verschließt das Schloss („von innen“), wenn es offen ist

release (*unlock*) ↗ Austrittsprotokoll

- öffnet das zugehörige Schloss, ohne den öffnenden Prozess zu verzögern

Implementierungen werden als **Schlossalgorithmen** (*lock algorithms*) bezeichnet.

Schlossalgorithmus (1)

```
typedef char bool;  
  
void acquire (bool *lock) {  
    while (*lock);  
    *lock = 1;  
}  
  
void release (bool *lock) {  
    *lock = 0;  
}
```

- im weiteren Verlauf könnten (mindestens) zwei Prozesse den eigentlichen, durch `acquire()` zu schützenden kritischen Abschnitt überlappt ausführen

7.2.1 Schlossvariable — SoS_i, © 2004 wosch [Koordination.tex,v 1.1 2004/06/04 13:58:42]

7-13

Prinzip mit Problem(en)

`acquire()` soll einen kritischen Abschnitt schützen, ist dabei aber selbst kritisch:

- Problem macht die Phase vom Verlassen der Kopfschleife (`while`) bis zum Setzen der Schlossvariablen
- Verdrängung des laufenden Prozesses kann einem anderen Prozess ebenfalls das Schloss geöffnet vorfinden lassen

Verdrängungssteuerung

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

- Überprüfen und Schließen des Schlosses bilden eine überlappungsfreie Anweisungsfolge
- die Schleife muss überlappbar sein, damit das Schloss aufgeschlossen werden kann
- Verdrängung des Prozesses wird abgewendet, obwohl ggf. nur einer von vielen lauffähigen Prozessen das Schloss öffnen wird

Schlossalgorithmus (3)

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

Schlossalgorithmus (2)

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

- asynchrone Programmunterbrechungen werden abgewendet, obwohl diese nie den durch `acquire()` geschützten kritischen Bereich betreten dürfen

Unterbrechungssteuerung

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

- Überprüfen und Schließen des Schlosses bilden eine ununterbrechbare Anweisungsfolge
- die Schleife muss unterbrechbar sein, damit das Schloss aufgeschlossen werden kann

7-14

7.2.1 Schlossvariable — SoS_i, © 2004 wosch [Koordination.tex,v 1.1 2004/06/04 13:58:42]

Schlossalgorithmus (4)

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

TAS (test and set)

- atomarer Lese-Modifikations-Schreibzyklus
 - *read-modify-write*
- geeignet für Ein- und Mehrprozessorsysteme

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

☞ bei der Befehlausführung wird kein anderer { Befehl abgearbeitet
Speicherzugriff durchgeführt

7.2.1 Schlossvariable — SoS_i, © 2004 wosch [Koordination.tex,v 1.1 2004/06/04 13:58:42]

7-16

Aktives Warten — *busy waiting*

- Unzulänglichkeit der Schlossalgorithmen: der aktiv wartende Prozess . . .
 - kann selbst keine Änderung der Bedingung herbeiführen, auf die er wartet
 - behindert daher unnötig 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.
- die dadurch entstehenden *Effizienzeinbußen* sind nur dann unproblematisch, wenn jedem Prozess ein eigener realer Prozessor zur Verfügung steht

Schlossalgorithmus (5)

```
void acquire (bool *lock) {  
    while (tas(lock))  
        sleep(lock);  
}  
  
void release (bool *lock) {  
    *lock = 0;  
    awake(lock);  
}
```

☞ **race condition!**

```
void sleep (void *flag) {  
    racer()->wait = flag;  
    block();  
}  
  
void awake (void *flag) {  
    unsigned next;  
    for (next = 0; next < NTASK; next++)  
        if (task[next].wait == flag) {  
            task[next].wait = 0;  
            ready(&task[next]);  
        }  
}
```

Passives Warten

- Prozesse geben die Kontrolle über die CPU ab während sie Ereignisse erwarten
 - im Synchronisationsfall blockiert sich ein Prozess auf ein Ereignis
 - ☞ ggf. wird der PD 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
 - ggf. wird der Ablaufplan für die Prozesse 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 eines Prozesses endet auch sein CPU-Stoß

Schlossalgorithmus (6)

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

```
void sleep (void *flag) {  
    racer()->wait = flag;  
    admit();  
    block();  
    avert();  
}
```

- Verdrängung des laufenden Prozesses innerhalb der Kopfschleife (*acquire()*) bis zum Setzen der Wartebedingung (*sleep()*) wird abgewendet
- einer möglichen Überlappung von *acquire()* mit *release()* und der ggf. anhaltenden Blockade eines sich schlafenlegenden Prozesses wird vorgebeugt

☞ warten innerhalb kritischer Abschnitte bei gleichzeitiger Abschnittsfreigabe

Blockadephase