



Systemprogrammierung

Grundlage von Betriebssystemen

Teil C – X.3 Prozesssynchronisation: Semaphore und Sperren

Wolfgang Schröder-Preikschat

19. November 2015

Agenda

Einführung

Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

Mutex

Abgrenzung

Implementierung

Sperre

Grundsätzliches

Varianten

Zusammenfassung



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

1. Einführung

X.3/2

Gliederung

Einführung

Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

Mutex

Abgrenzung

Implementierung

Sperre

Grundsätzliches

Varianten

Zusammenfassung

Lehrstoff

- das Konzept der **Maschinenprogrammebene** (s. [11]) kennenlernen, mit dem die Synchronisation gleichzeitiger Prozesse erreicht wird
 - binärer, allgemeiner bzw. ausschließender, zählender, privater Semaphor
 - zwei Varianten für zwei **Synchronisationsmuster**: ein- vs. mehrseitig
- die Implementierung eines Semaphors durchleuchten und sich damit auseinandersetzen, **wettlaufkritische Aktionen** zu bewältigen
 - ablaufinvariante bzw. unteilbare/atomare Semaphorprimitiven
 - beispielhaft diese als kritischen Abschnitt begreifen: Standardsicht
 - Ereignisvariable zur Bedingungssynchronisation in diesem Abschnitt
- den **Mutex** erklären als minimale (funktionale) Erweiterung eines binären Semaphors zum *autorisierten* wechselseitigen Ausschluss
 - genauer: ausschließender Semaphor mit Kontrolle der Eigentümerschaft
 - Eigentumslosigkeit für Semaphore als Merkmal nicht als Makel verstehen
- schließlich **Sperren** behandeln, um Atomanität der Primitiven eines Semaphors physisch gewährleisten zu können
 - Unterbrechungs-, Fortsetzungs- und Verdrängungssperre
 - d.h., Lösungen für (einkernige) Uniprozessorsysteme: **Pseudoparallelität**



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

1. Einführung

X.3/3



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

1. Einführung

X.3/4

Gliederung

Einführung

Semaphor

- Definition
- Anwendung
- Implementierung
- Ablaufunterbrechung

Mutex

- Abgrenzung
- Implementierung

Sperre

- Grundsätzliches
- Varianten

Zusammenfassung

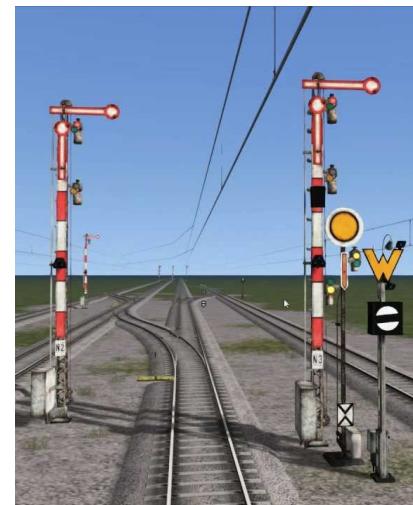
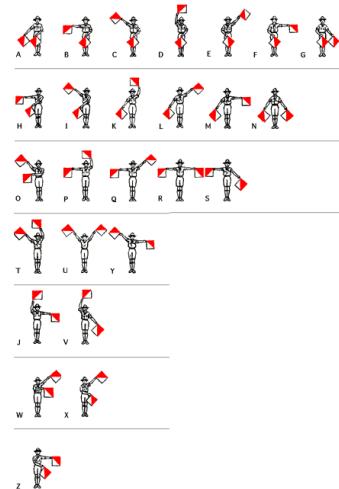
© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2. Semaphor

X.3/5

Instrument zur Kommunikation und Koordination



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.1 Semaphor – Definition

X.3/7

Semaphor

vgl. [8, S. 30]

- spezielle **ganzzahlige Variable** [4, p. 345] mit zwei Operationen [2]:
 - P Abk. für (Hol.) **prolaag**; alias *down*, *wait* oder *acquire*
 - verringert¹ den Wert des Semaphors s um 1:
 - i genau dann, wenn der resultierende Wert nichtnegativ wäre [3, p. 29]
 - ii logisch uneingeschränkt [4, p. 345]
 - ist oder war der Wert vor dieser Aktion 0, blockiert der Prozess
 - er kommt auf eine mit dem Semaphor assoziierte Warteliste
 - V Abk. für (Hol.) **verhoog**; alias *up*, *signal* oder *release*
 - erhöht¹ den Wert des Semaphors s um 1
 - ein ggf. am Semaphor blockierter Prozess wird wieder bereitgestellt
 - welcher Prozess von der Warteliste genommen wird, ist nicht spezifiziert
- beide Primitiven sind logisch oder physisch **unteilbare Operationen**
- ursprünglich definiert als **binärer Semaphor** ($s = [0, 1]$), generalisiert als **allgemeiner Semaphor** ($s = [n, m]$, $m > 0$ und $n \leq m$)



1 Nicht zwingend durch Subtraktion oder Addition im arithmetischen Sinn.

© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.1 Semaphor – Definition

X.3/6

Signalisierender Semaphor

allgemeiner,zählender, privater

```
1 typedef struct buffer {  
2     char ring[64]; /* buffer memory: ring buffer */  
3     int_t in, out; /* initial: {0,1}, {0,1} */  
4     semaphore_t free, data; /* initial: 64, 0 */  
5 } buffer_t;  
6  
7 void put(buffer_t *pool, char item) {  
8     P(&pool->free); /* block iff buffer is full: free = 0 */  
9     pool->ring[FAA(&pool->in, 1) % 64] = item;  
10    V(&pool->data); /* signal data availability */  
11}  
12  
13 char get(buffer_t *pool) {  
14    P(&pool->data); /* block iff buffer is empty: data = 0 */  
15    char item = pool->ring[FAA(&pool->out, 1) % 64];  
16    V(&pool->free); /* signal buffer-place availability */  
17    return item;  
18}
```

- **einseitige Synchronisation** (Beispielvorlage vgl. [7, S. 27]):
 - ist der Puffer voll, wartet der Produzent in Z. 8 auf den Konsumenten — der in Z. 14 auf den Produzenten wartet, wenn der Puffer leer ist
 - diesbezügliche Signalisierungen (Z. 10 und 16) setzen die Prozesse fort



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.2 Semaphor – Anwendung

X.3/8

```

1 int FAA(int_t *ref, int val) {
2     P(&ref->mutex);
3     int aux = ref->value;
4     ref->value += val;
5     V(&ref->mutex);
6     9     typedef struct {
7         10    int value;           /* data */
8         11    semaphore_t mutex; /* lock */
9         12 } int_t;
10
11     return aux;
12 }
```

- **mehrseitige Synchronisation** (Beispielvorlage vgl. [7, S. 28]):
- im Anwendungszenario (S. 8) können Produzenten und Konsumenten gleichzeitig auf die Indexvariablen (in, out) zugreifen
 - und zwar wann immer der Puffer nicht voll bzw. nicht leer ist
- die gleichzeitigen Zugriffe müssen koordiniert erfolgen, um die konsistente Werteveränderung der Indexvariablen zuzusichern
 - dazu kommt **wechselseitiger Ausschluss** (*mutual exclusion*) zum Einsatz
- da die Zugriffszeitpunkte der beteiligten Prozesse unbekannt ist, ist jeder dieser Prozesse in Z. 2 (d.h., im *P*) ggf. zum Warten verurteilt



Optionen für die Absicherung von *P* und *V*

- **pessimistischer Ansatz**, der annimmt, dass gleichzeitige Aktionen mit demselben Semaphor wahrscheinlich sind
 - i **wechselseitiger Ausschluss** wird die Aktionen nicht überlappen lassen, weder sich selbst noch gegenseitig
 - *P* und *V* sind durch eine gemeinsame „Sperre“ pro Semaphor zu schützen
 - ii Schlafenlegen eines Prozesses in *P* muss implizit die **Entsperrung** des kritischen Abschnitts zur Folge haben
 - sonst wird kein *V* die Ausführung vollenden können
 - als Folge werden in *P* schlafende Prozesse niemals aufgeweckt
 - iii Aufwecken von Prozessen in *V* sollte bedingt erfolgen, und zwar falls wenigstens ein Prozess in *P* schlafengelegt wurde
 - legt die Implementierung als **Monitor** nahe — dann scheidet mehrseitige Synchronisation des Monitors durch Semaphore [6, S. 7] aber aus ☺
 - wenn kein Monitor, dann sind andere Sperrtechniken erforderlich ↗ S. 26
- **optimistischer Ansatz**, der obige Annahme eher nicht trifft und sich **nichtblockierende Synchronisation** zu eigen macht
 - knifflig, ein Thema für das fortgeschrittene Studium [12]...



- Programme für *P* und *V* bilden **kritische Abschnitte**

```

1 void ewd_prolaag(int *sema) { 8 void ewd_verhoog(int *sema) {
2     atomic { 9     atomic {
3         *sema -= 1; 10        *sema += 1;
4         if (*sema < 0) 11        if (*sema <= 0)
5             await(sema); 12            cause(sema);
6     } 13        }
7 } 14    }
```

- i gleichzeitiges Ausführen von *P* kann mehr Prozesse passieren lassen, als es der Semaphorwert (*sema*) erlaubt
- ii gleichzeitiges Zählen kann Werte hinterlassen, die nicht der wirklichen Anzahl der ausgeführten Operationen (*P*, *V*) entsprechen
- iii gleichzeitiges Auswerten der Wartebedingung (*P*) und Hochzählen (*V*) kann das Schlafenlegen (*await*) von Prozessen bewirken, obwohl die Wartebedingung für sie schon nicht mehr gilt („*lost wake-up*“)



Semaphormonitor

Fiktion: *Concurrent C++*

```

1 template<monitor = signal urgent wait>
2 class Semaphore {
3     int load;           // # of allowed/waiting processes
4     condition free;   // to block/unblock processes
5
6     atomic:
7         Semaphore(int seed = 0) { load = seed; }
8
9     void prolaag() {
10        load -= 1;
11        if (load < 0)
12            free.wait();
13    }
14
15    void verhoog() {
16        load += 1;
17        if (load <= 0)
18            free.signal();
19    }
20};
```

- nur der Hoare'sche Monitor (*signal and urgent wait*) lässt hier die Formulierung von *prolaag()* zu, wie vorher (S. 10) skizziert
 - Annahme ist die sofortige Wiederaufnahme des signalisierten Prozesses



Es ist nicht alles Gold, was glänzt...

- so naheliegend die Implementierung eines Semaphors als Monitor ist, sie muss sich einige Herausforderungen stellen:
 - keine der heute gebräuchlichen Systemprogrammiersprachen hat den Begriff „Monitor“ als Sprachkonstrukt integriert, auch Java nicht:
 - `synchronized` – wechselseitiger Ausschluss
 - Methoden- oder Basisblockausführung
 - `wait` – blockiert den Prozess, hebt umfassendes `synchronized` auf
 - bewirkt umfassendes `synchronized` bei Wiederaufnahme
 - `notify` – deblockiert genau einen wartenden Prozess
 - `notifyAll` – deblockiert alle wartende Prozesse
- darüberhinaus ist (Standard-) Java keine Systemprogrammiersprache, die zur Implementierung von hardwarenahen Programmen geeignet ist
- der Hoare'sche Monitor hat einen recht hohen Laufzeitaufwand und, bis auf CSP [5], keine praktische Umsetzung erfahren
 - vergleichsweise hohe Anzahl von Prozess-/Kontextwechsel
 - Atomarität der Aktionsfolgen `signal` → `wait` und wieder zurück
- ein Monitor abstrahiert vom Semaphor, um Fehler beim Umgang mit Semaphore zu vermeiden ↗ **Bruch im Abstraktionsprinzip...**



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.3 Semaphor – Implementierung

X.3/13

Monitor als Programmierkonvention³

- ```
1 void mps_prolaag(semaphore_t *sema) {
2 enter(&sema->lock.bolt); /* lock critical section */
3 sema->load -= 1; /* decrease semaphore value */
4 if (sema->load < 0) /* resource(s) exhausted? */
5 await(&sema->lock); /* fulfilled, wait outside */
6 leave(&sema->lock.bolt); /* unlock critical section */
7 }
8
9 void mps_verhoog(semaphore_t *sema) {
10 enter(&sema->lock.bolt); /* lock critical section */
11 sema->load += 1; /* increase semaphore value */
12 if (sema->load <= 0) /* any waiting process? */
13 cause(&sema->lock); /* notify exactly one process */
14 leave(&sema->lock.bolt); /* unlock critical section */
15 }
```
- wechselseitiger Ausschluss der Ausführung von „Monitorprozeduren“ sicherzustellen, ist eine **manuelle Maßnahme** geworden
    - Synchronisationsklammern (Z. 2–6 und 10–14) explizit machen
  - für die erforderliche mehr- und einseitige Synchronisation ist eine dem Semaphor eigene Datenstruktur hinzuzufügen ↗ `lock`-Attribut



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.3 Semaphor – Implementierung

X.3/14

## Semaphordatentyp als Verbund

- ```
1 typedef volatile struct semaphore {
2     int load;           /* # of allowed/waiting processes */
3     guard_t lock;      /* synchronisation variables */
4 } semaphore_t;
```
- der als ganze Zahl (\mathbb{Z} , `int`) repräsentierte Semaphorwert (s , `load`) gibt verschiedene Interpretationen:
 - N^* ■ Anzahl der Prozesse, für die P keine Blockierung bewirkt
 - 0 ■ der nächste P aufrufende Prozess wird blockieren
 - \mathbb{Z}_+ ■ als Betrag $|s|$ genommen die Anzahl der blockierten Prozesse
 - zum Schutz (*guard*) von P und V sowie über Prozesse zu wachen, die auf das Ereignis der Ausführung von V warten, dient:

```
5 typedef volatile struct guard {
6     detent_t bolt;    /* device to arrest concurrent processes */
7     event_t wait;    /* per-event waitlist of processes */
8 } guard_t;
```

 - für die **Sperre** (*detent*) gibt es sehr unterschiedliche Implementierungen:
 - Unterdrückungstechniken (S. 26) oder Schlösser bzw. Schlossvariablen [9]



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.3 Semaphor – Implementierung

X.3/15

Plausibilitätsprüfung

- seien P_p , P_v **gleichzeitige Prozesse**, die P bzw. V ausführen, mit:

```
1 #define P(s) mps_prolaag(s)      /* acquire resource */
2 #define V(s) mps_verhoog(s)       /* release resource */
```
- sei s Zeiger auf Exemplar x von `semaphore_t` mit der **Vorbelegung**:

```
1 semaphore_t x = { 1 };           /* one resource, unlocked */
```
- dann ist festzustellen:
 - P_p kann sich weder mit sich selbst noch mit P_v überlappen
 - P_v kann sich weder mit sich selbst noch mit P_p überlappen
 - P_p legt sich außerhalb des kritischen Abschnitts schlafen, wenn die durch s kontrollierte Anzahl von Ressourcen erschöpft ist; es gilt $s \in \mathbb{Z}_-$
 - andere Exemplare von P_p oder P_v können den kritischen Abschnitt betreten
 - jeder weitere P_p erniedrigt s , auch jeder dieser P_p legt sich schlafen
 - P_v weckt höchstens ein Exemplar von P_p auf, der mit anderen Prozessen um Eintritt in den kritischen Abschnitt konkurriert; es gilt $s \in \mathbb{Z}_-$
 - aber jeder **Ersteintritt** von P_p erniedrigt s und blockiert P_p ; es gilt $s \in \mathbb{Z}^*$
 - nur der P_p , der als einziger aufgeweckt wurde, begeht den **Wiedereintritt**
 - ↗ nur für diesen P_p ist die Wartebedingung aufgehoben, er verlässt $P(s)$...



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.3 Semaphor – Implementierung

X.3/16

Prozessblockade im kritischen Abschnitt

- ein Prozess, für den eine Wartebedingung erfüllt ist, während er einen kritischen Abschnitt belegt, muss sich wie folgt verhalten:
 - i den kritischen Abschnitt freigeben, ihn faktisch verlassen
 - ii blockieren, bis ein anderer Prozess die Wartebedingung aufheben konnte
 - iii sich um den Wiedereintritt in den kritischen Abschnitt bewerben
- auf den ersten Blick ist die damit verbundene **Ablaufunterbrechung und -fortsetzung** eines Prozesses einfach zu bewerkstelligen

```
1 void await(guard_t *lock) {  
2     leave(&lock->bolt); /* unlock critical section */  
3     sleep(&lock->wait); /* delay process, reschedule CPU */  
4     enter(&lock->bolt); /* lock critical section */  
5 }  
6  
7 void cause(guard_t *lock) {  
8     process_t *next = elect(&lock->wait);  
9     if (next) /* one process unblocked */  
10        ready(next); /* schedule process */  
11 }
```

- auf den zweiten Blick zeigt sich eine **wettlaufkritische Aktionsfolge**
- das **Aufwecksignal** für den Prozess kann verlorengehen (*lost wake-up*)

© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.4 Semaphor – Ablaufunterbrechung

X.3/17

Wettlaufkritische Aktionsfolge beim Warten *lost wake-up*

Ausgangssituation:

- P hat die Wartebedingung für den Prozess festgestellt
- V wird die Aufhebung eben dieser Bedingung signalisieren

- seien P_p und P_v **gleichzeitige Prozesse**, die P bzw. V ausführen:
 - P_p hat den kritischen Abschnitt freigegeben, ist noch nicht blockiert
 - P_v betritt den kritischen Abschnitt, ruft cause auf (S. 14, Z. 13)
 - elect findet P_p nicht auf der Warteliste (S. 17, Z. 8–9)
 - das Signal zur Aufhebung der Wartebindung erreicht P_p nicht
 - P_p legt sich schlafen, wird der Warteliste hinzugefügt und blockiert
 - betritt niemand mehr den kritischen Abschnitt, blockiert P_p ewig
- die Lösung des Problems findet sich in den Aktionen, um P_p vom Zustand „laufend“ in den Zustand „blockiert“ zu überführen
 - für diese Überführung inkl. Wartelistenvermerk sorgt sleep...

```
1 void await(guard_t *lock) {  
2     leave(&lock->bolt);  
3     sleep(&lock->wait);  
4     enter(&lock->bolt);  
5 }
```

© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.4 Semaphor – Ablaufunterbrechung

X.3/18

Wartelistenvermerk und Zustandsübergang

- **Schlafenlegen** eines Prozesses umfasst zwei wichtige Hauptschritte:
 - i den aktuellen Prozess als „blockiert“ und für die Warteliste vermerken
 - ii einen anderen Prozess auswählen und diesem den Prozessor zuteilen

```
1 void sleep(event_t *wait) {  
2     allot(wait); /* register that process will block */  
3     block(); /* delay process, reschedule CPU */  
4 }
```

- sleep aufbrechen und den mit allot gemeinten Wartelistenvermerk in den kritischen Abschnitt „hochziehen“:

```
1 void await(guard_t *lock) {  
2     allot(&lock->wait); /* register that process will block */  
3     leave(&lock->bolt); /* unlock critical section */  
4     block(); /* delay process, reschedule CPU */  
5     enter(&lock->bolt); /* lock critical section */  
6 }
```

- damit kann elect P_p auf der Warteliste finden (S. 17, Z. 8–9)
- P_p wird in den Zustand „bereit“ überführt (S. 17, Z. 10)
- woraufhin block erkennt, dass P_p nicht (mehr) zu blockieren ist

© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

2.4 Semaphor – Ablaufunterbrechung

X.3/19

Gliederung

Einführung

Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

Mutex

Abgrenzung

Implementierung

Sperre

Grundsätzliches

Varianten

Zusammenfassung

© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

3. Mutex

X.3/20

Hinweis (Informatikfolklore)

Ein Semaphor kann von jedem Prozess freigegeben werden.

- diese Feststellung wird oft als Nachteil vorgebracht, jedoch sind dabei die Semaphorarten (allgemein, binär) zu unterscheiden
 - strenggenommen ist sie eine **Anforderung** für den allgemeinen Semaphor und lediglich eine **Option** für den binären Semaphor
 - letzterer schützt einen kritischen Abschnitt, wobei eben zu differenzieren ist, ob darin ein Prozesswechsel geschieht oder nicht:
 - ⇒ ohne } muss { derselbe } Prozess den Semaphor freigeben
 - mit } ein anderer }

Hinweis (Informatikfolklore)

Ein Mutex kann nur von dem Besitzerprozess freigegeben werden.

- diese Feststellung wird oft als Vorteil vorgebracht, ist jedoch nur auf den binären Semaphore ausgerichtet, genauer:
 - zum Schutz eines kritischen Abschnitts ohne Prozesswechsel!



Spezialisierung eines binären Semaphors

- ein Mutex benutzt einen binären Semaphor, ersetzt ihn jedoch nicht
- mit dieser Feststellung ist die Implementierung eines Mutex gänzlich unkompliziert, überhaupt keine schwarze Magie:
 - die Mutex-Datenstruktur setzt sich aus zwei Komponenten zusammen:
 - i einem binären Semaphor zum Schutz eines kritischen Abschnitts *und*
 - ii einer Handhabe zur eindeutigen Identifizierung eines Prozesses⁴
 - ausgehend davon seien die beiden folgenden Operationen definiert:
 - acquire** – vollzieht P und registriert den aktuellen Prozess als Eigentümer
 - release** – zeigt eine Ausnahme an, wenn der Prozess nicht Eigentümer ist
 - löscht ansonsten den Eigentümereintrag und vollzieht V
- ein dazu korrespondierender **Datentyp** kann wie folgt ausgelegt sein:

```
1 typedef volatile struct mutex {  
2     semaphore_t sema; /* binary semaphore */  
3     process_t *link; /* owning process or 0 */  
4 } mutex_t;
```

⁴Auf Kernebene ist diese Handhabe der Zeiger zu einem Prozesskontrollblock, auf Benutzerebene ist sie die Prozessidentifikation.



Hinweis

Prüfung der **Berechtigung** zur Freigabe eines kritischen Abschnitts (KA) ist ungeeignet für einen allgemeinen Semaphor, optional für einen binären Semaphor und notwendig für einen Mutex.

- **notwendig** ■ ein **Mutex** sichert zu, dass die Freigabe von KA nur für den Prozess gelingen kann, der KA zuvor erworben hatte
 - durch Verwendung eines binären Semaphors, Erfassung und Überprüfung des Besitzrechts für KA (vgl. S. 23)
- **ungeeignet** ■ P und V mit demselben **allgemeinen Semaphor** muss für verschiedene Prozesse möglich sein
 - einseitige Synchronisation: Konsumenten und Produzenten
- **optional** ■ grundsätzlich lässt sich ein **binärer Semaphor** durch einen allgemeinen Semaphor S repräsentieren, wenn $S \leq 1$
 - ungeeignet zum Schutz eines KA mit Prozesswechsel
- bei **unberechtigter Freigabe** sollte der Prozess abgebrochen werden
 - im privilegierten Modus ist das Rechensystem anzuhalten...



Erwerben und freigeben eines Mutex

```
1 extern void panic(char*) __attribute__((noreturn));  
2  
3 void acquire(mutex_t *mutex) {  
4     P(&mutex->sema); /* lockout */  
5     mutex->link = being(ONESELF); /* register owner */  
6 }  
7  
8 void release(mutex_t *mutex) {  
9     if (mutex->link != being(ONESELF)) /* it's not me! */  
10        panic("unauthorised release of mutex");  
11  
12     mutex->link = 0; /* deregister owner */  
13     V(&mutex->sema); /* unblock */  
14 }
```

- die **unberechtigte Freigabe** eines Mutex ist eine sehr **ernste Sache**
 - das nichtsequentielle Programm enthält einen **Softwarefehler** (bug)
 - Fehlerkoden liefern ist keine Option, da seine Behandlung nicht sicher ist
 - anderes als eine **nichtmaskierbare Ausnahme** anzugeben, ist fraglich...



Gliederung

Einführung

Semaphor

 Definition

 Anwendung

 Implementierung

 Ablaufunterbrechung

Mutex

 Abgrenzung

 Implementierung

Sperre

 Grundsätzliches

 Varianten

Zusammenfassung

© wosch SP (SS 2015, C – X.3)

4. Sperre

X.3/25

FLIH zeitweilig maskieren

x86

```
1 inline void enter(detent_t *nest) {
2     if (nest) { /* save contents of PSW */
3         ...
4         /* vgl. S. 36 */
5     }
6     asm volatile ("cli" : : : "cc"); /* disable interrupts */
7
8 inline void leave(detent_t *nest) {
9     if (!nest) /* enable interrupts */
10     asm volatile ("sti" : : : "cc");
11     else {
12         /* restore contents of PSW */
13         ...
14         /* vgl. S. 36 */
15     }
16 }
```

- **Verschachtelungen** erfordern bei Entsperrung die Wiederherstellung des Sperrzustands, der im Moment der Sperrung galt

```
15 typedef volatile struct detent {
16     psw_t flags; /* process status word */
17 } detent_t;
```

- dazu muss der Inhalt des Prozessorstatuswortes invariant gehalten werden

© wosch SP (SS 2015, C – X.3)

4.2 Sperre – Varianten

X.3/27

Prozessauslösung verhindern

Holzhammermethode...

- gleichzeitigen Prozessen vorbeugen dadurch, dass der **Mechanismus** für ihre Auslösung zeitweilig außer Kraft gesetzt ist
- **Unterbrechung**
 - Ursprung unvorhersehbarer gleichzeitiger Abläufe
 - asynchron zum aktuellen Prozess und Betriebssystem
 - *first-level interrupt handler (FLIH)*
- **Fortsetzung**
 - anschließender Teil des FLIH, synchron zum Systemkern
 - *second-level interrupt handler (SLIH)*
- **Verdrängung**
 - anschließender Teil eines SLIH, synchron zum Planer
 - Aktionsfolge für die präemptive Prozessumschaltung
- all diese Ansätze sperren auch Prozesse aus, die überhaupt nicht in Konflikt mit dem aktuellen Prozess geraten werden
- kausal unabhängige gleichzeitige Abläufe werden unnötig unterbunden
- unkritische Parallelität wird eingeschränkt, Leistungsfähigkeit beschnitten
- darüberhinaus: diese Techniken greifen nur prozessor(kern)lokal, sind **ungeeignet für ein-, mehr- oder vielkernige Multiprozessorsysteme**
- für letztere ist auf Schlosser bzw. Schlossvariablen zurückzugreifen [9]



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

4.1 Sperre – Grundsätzliches

X.3/26

SLIH zeitweilig maskieren

s. auch S. 37 und 38

- ```
1 typedef volatile struct detent {
2 int flag; /* saved SLIH lock status */
3 } detent_t;
4
5 void enter(detent_t *gate) {
6 gate->flag = avert(&slih); /* disable SLIH */
7 }
8
9 void leave(detent_t *gate) {
10 if (gate->flag == 0) { /* nested? */
11 grant(&slih); /* no, enable SLIH */
12 if (order(&slih)) /* SLIH pending? */
13 flush(&slih); /* yes, catch up... */
14 }
15 }
```
- der Sperre zur **Unterbrechungsanforderung (interrupt request)** sehr ähnlich, nur wird ein Software- und nicht Hardwaresignal geblockt
  - während die Ausführung eines SLIH unterbunden ist, kann sein FLIH allerdings zur Ausführung kommen
    - der vom FLIH ausgelöste SLIH kommt ggf. in eine Warteschlange
    - beim Verlassen des gesperrten Abschnitts wird diese abgebaut (Z. 11–12)



© wosch

SP (SS 2015, C – X.3)

4.2 Sperre – Varianten

X.3/28

- im Grunde genommen die Spezialisierung des eben (S. 28) skizzierten Ansatzes, den SLIH zeitweilig zu maskieren
  - nicht jeder SLIH wird verzögert, sondern nur die zum Planer führenden
  - also jeder SLIH, der die **Umlanung (rescheduling)** von Prozessen auslöst
- bei aktiver Sperre wird der aktuelle Prozess zwar unterbrochen, ihm wird jedoch nicht der Prozessor entzogen
  - der gesperrte Abschnitt wird auch als **nichtunterbrechender kritischer Abschnitt** (*non-preemptive critical section*, NPSC) bezeichnet
  - Entzug des Prozessors ist erst nach Verlassen dieses Abschnitts möglich
- dabei muss es nicht wirklich zur Verzögerung der Prozesseinplanung kommen, wohl aber zu der der **Prozesseinlastung**
  - der Planer reiht den bereitgestellten Prozess strategiegemäß ein, wird den **Abfertiger** (*dispatcher*) ggf. zum Prozesswechsel auffordern
    - wenn die Umlanung feststellt, den aktuellen Prozess wegschalten zu müssen
  - ist die Sperre im Moment der Aufforderung aktiv, wird der Aufruf an den Abfertiger jedoch zurückgestellt (*deferred procedure call*, DPC [1])
  - zurückgestellte Aufrufe werden beim Verlassen des gesperrten Abschnitts von dem dann aktuellen Prozess wieder aufgenommen und durchgeführt

## Gliederung

Einführung

Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

Mutex

Abgrenzung

Implementierung

Sperre

Grundsätzliches

Varianten

Zusammenfassung

## Resümee

... blockierende Synchronisation

- Synchronisation in der Maschinenprogrammebene kann auf Konzepte von Betriebssystemen zurückgreifen
  - die den Zeitpunkt von Einplanung oder Einlastung gezielt beeinflussen
  - die Prozesse kontrolliert schlafen legen und wieder aufwecken
- typische ELOP dieser Ebene ist der **Semaphor**, ein Verbundatentyp bestehend aus Zähl- und Ereignisvariable
  - unterschieden wird zwischen binärem und allgemeinem Semaphor
  - seine Primitiven (*P*, *V*) bilden logisch bzw. physisch atomare Aktionen
- **Atomarität** der Semaphorprimitiven ist durch Techniken zu erreichen, die hierarchisch tiefer (d.h., auf Befehlssatzebene) angesiedelt sind
  - **Sperren** (physisch) von Unterbrechungen, Fortsetzungen, Verdrängungen
  - **Schlösser** (physisch) oder **nichtblockierende Synchronisation** (logisch)
- nicht zu vergessen der **Mutex**: eine Semaphorspezialisierung, die die Eigentümerschaft bei Freigabe prüft und letztere bedingt zulässt
  - der Mutex benutzt einen binären Semaphor, ersetzt ihn jedoch nicht
  - denn uneingeschränkte Semaphorfriegabe ist ein Merkmal, kein Makel

## Literaturverzeichnis I

- [1] BAKER, A. ; LOZANO, J. :  
Deferred Procedure Calls.  
In: *Windows 2000 Device Driver Book: A Guide for Programmers*.  
Prentice Hall, 2000
- [2] DIJKSTRA, E. W.:  
Over seinpallen / Technische Universiteit Eindhoven.  
Eindhoven, The Netherlands, 1964 ca. (EWD-74). –  
Manuskript. –  
(dt.) Über Signalmasten
- [3] DIJKSTRA, E. W.:  
Cooperating Sequential Processes / Technische Universiteit Eindhoven.  
Eindhoven, The Netherlands, 1965 (EWD-123). –  
Forschungsbericht. –  
(Reprinted in *Great Papers in Computer Science*, P. Laplante, ed., IEEE Press, New York, NY, 1996)
- [4] DIJKSTRA, E. W.:  
The Structure of the “THE”-Multiprogramming System.  
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Mai, Nr. 5, S. 341–346

## Literaturverzeichnis II

- [5] HOARE, C. A. R.: Communicating Sequential Processes. In: *Communications of the ACM* 21 (1978), Nr. 8, S. 666–677
- [6] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. : Monitor. In: [10], Kapitel 10.2
- [7] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. : Nichtsequentialität. In: [10], Kapitel 10.1
- [8] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. : Prozesse. In: [10], Kapitel 6.1
- [9] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. : Schlösser und Spezialbefehle. In: [10], Kapitel 10.4
- [10] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. ; LEHRSTUHL INFORMATIK 4 (Hrsg.): *Systemprogrammierung*. FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien)

## Trennung der Zuständigkeiten

*separation of concerns*

```
1 void mps_prolaag(semaphore_t *sema) {
2 enter(&sema->lock.bolt); /* lock critical section */
3 while (--sema->load < 0) /* resource(s) exhausted? */
4 await(&sema->lock); /* fulfilled, wait outside */
5 leave(&sema->lock.bolt); /* unlock critical section */
6 }
7
8 void mps_verhoog(semaphore_t *sema) {
9 enter(&sema->lock.bolt); /* lock critical section */
10 if (sema->load >= 0) /* any waiting process? */
11 sema->load += 1; /* no, increase sema. value */
12 else {
13 sema->load = 1; /* yes, enable at most one */
14 rouse(&sema->lock); /* but notify all processes */
15 }
16 leave(&sema->lock.bolt); /* unlock critical section */
17 }
```

- der Semaphor entscheidet nur noch, wann ein Prozess zu deblockieren ist, jedoch überlässt es dem **Planer**, welcher dies sein wird
  - V weckt alle wartende Prozesse auf, lässt aber nur einen davon aus P
  - P zwingt erwachte Prozess zur Neuauswertung der Wartebedingung

## Literaturverzeichnis III

- [11] KLEINÖDER, J. ; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. : Virtuelle Maschinen. In: [10], Kapitel 5.1
- [12] SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. ; LEHRSTUHL INFORMATIK 4 (Hrsg.): *Concurrent Systems — Nebenläufige Systeme*. FAU Erlangen-Nürnberg, 2014 (Vorlesungsfolien)

## FLIH verschachtelungsfähig maskieren

*x86*

```
1 inline void enter(detent_t *nest) {
2 if (nest) { /* save contents of PSW */
3 asm volatile (
4 "pushf\n\t" /* read from flags register */
5 "popl %0" /* save to prototype */
6 : "=m" (nest->flags) :
7 : "memory", "cc");
8 }
9 asm volatile ("cli" : : : "cc"); /* disable interrupts */
10 }
11
12 inline void leave(detent_t *nest) {
13 if (!nest) { /* enable interrupts */
14 asm volatile ("sti" : : : "cc");
15 } else { /* restore contents of PSW */
16 asm volatile (
17 "pushl %0\n\t" /* read from prototype */
18 "popf" /* write to flags register */
19 : : "m" (nest->flags)
20 : "memory", "cc");
21 }
22 }
```

## Zurückgestellte Prozederaufrufe

```
1 typedef struct sentry {
2 int lock; /* activity state */
3 queue_t wait; /* deferred procedure calls */
4 } sentry_t;
5
6 inline int avert(sentry_t *gate) {
7 return FAS(&gate->lock, 1); /* try to activate section */
8 }
9
10 inline void grant(sentry_t *gate) {
11 gate->lock = 0; /* deactivate section */
12 }
13
14 inline chain_t *order(sentry_t *gate) {
15 return gate->wait.head.link; /* next DPC to be processed */
16 }
17
18 extern void flush(sentry_t *); /* process all pending DPCs */
19 extern sentry_t slih; /* kernel-global guardian */
```



## Atomare Lese-/Schreibaktion

```
1 inline int FAS(int *ref, int val) {
2 int aux;
3 asm volatile(
4 "xchgl %0, %1" /* atomic read-write action */
5 : "=q" (aux), "=m" (*ref)
6 : "r" (val), "m" (*ref)
7 : "memory", "cc");
8 return aux;
9 }
```

- darauf und auf die Implementierung eines DPC (S. 37) basierende Kompilierung<sup>5</sup> von enter (S. 28) liefert:

```
10 _enter:
11 movl 4(%esp), %eax # get pointer to detent flag
12 movl $1, %ecx # get target activity state
13 ## InlineAsm Start
14 xchgl %ecx, _slih # exchange with sentry lock
15 ## InlineAsm End
16 movl %ecx, (%eax) # save former activity state
17 retl
```

<sup>5</sup>gcc -O3 -m32 -static -fomit-frame-pointer -S