

Systemprogrammierung

Grundlage von Betriebssystemen

Teil C – X.3 Prozesssynchronisation: Semaphore und Sperren

Wolfgang Schröder-Preikschat

23. November 2018



Agenda

- Einführung
- Semaphor
 - Definition
 - Anwendung
 - Implementierung
 - Ablaufunterbrechung
- Mutex
 - Abgrenzung
 - Implementierung
- Sperre
 - Grundsätzliches
 - Varianten
- Zusammenfassung



© wosch SP (WS 2018/19, C – X.3) 1. Einführung

X.3/2

Gliederung

- Einführung
- Semaphor
 - Definition
 - Anwendung
 - Implementierung
 - Ablaufunterbrechung
- Mutex
 - Abgrenzung
 - Implementierung
- Sperre
 - Grundsätzliches
 - Varianten
- Zusammenfassung



© wosch SP (WS 2018/19, C – X.3) 1. Einführung

X.3/3

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 Atomarität der Primitiven eines Semaphors physisch gewährleisten zu können
 - Unterbrechungs-, Fortsetzungs- und Verdrängungssperre
 - d.h., Lösungen für (einkernige) Uniprozessorsysteme: **Pseudoparallelität**



© wosch SP (WS 2018/19, C – X.3) 1. Einführung

X.3/4

Gliederung

Einführung

Semaphor

- Definition
- Anwendung
- Implementierung
- Ablaufunterbrechung

Mutex

- Abgrenzung
- Implementierung

Sperre

- Grundsätzliches
- Varianten

Zusammenfassung



Semaphor

- 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:
 - genau dann, wenn der resultierende Wert nichtnegativ wäre [3, p. 29]
 - 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

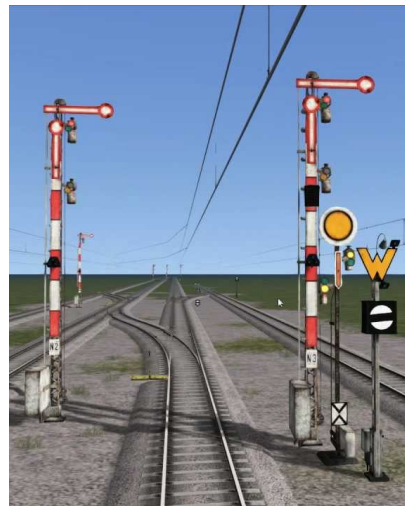
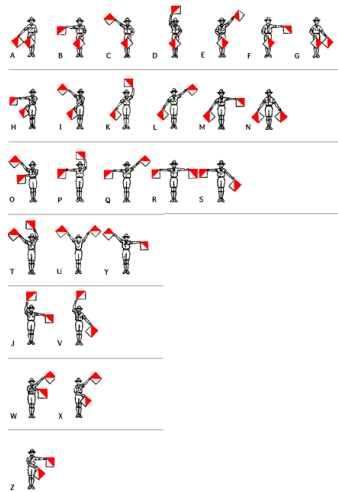
- Abk. für (Hol.) **verhoog**; alias *up, signal* oder *release*
 - erhöht¹ den Wert des Semaphors *s* um 1
 - ein ggf. am Semaphor blockierter Prozess wird wieder bereitgestellt
 - welcher Prozess von der Warteliste genommen wird, ist nicht spezifiziert

- 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 $n \leq m$)

¹Nicht zwingend durch Subtraktion oder Addition im arithmetischen Sinn.



Instrument zur Kommunikation und Koordination



Signalisierender Semaphor

- einseitige Synchronisation** (Beispielvorlage vgl. [7, S. 33]):

```

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 }

```

- 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



■ mehrseitige Synchronisation (Beispielvorlage vgl. [7, S. 34]):

```

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
7     return aux;
8 }

```

- im Anwendungsszenario (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



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

```

1 void ewd_prolaag(int *sema) {
2     atomic {
3         *sema -= 1;
4         if (*sema < 0)
5             await(sema);
6     }
7 }

```

- i gleichzeitiges Ausführen von *P* kann mehr Prozesse passieren lassen, als es der Semaphorewert (*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*“)

²Edgar Wybe Dijkstra



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

- **pessimistischer Ansatz**, der annimmt, dass gleichzeitige Aktionen mit demselben Semaphore 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 Semaphore 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. 24
- **optimistischer Ansatz**, der obige Annahme eher nicht trifft und sich **nichtblockierende Synchronisation** zu eigen macht
 - knifflig, ein Thema für das fortgeschrittene Studium [12]. . .



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 Semaphore eigene Datenstruktur hinzuzufügen ~ lock-Attribut

³monitor programming style, MPS



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:

- \mathbb{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. 24) oder Schlösser bzw. Schlossvariablen [9]



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

- darüber hinaus gilt als **Randbedingung**:

- 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 $P(s)$...



Prozessblockade im kritischen Abschnitt

- ein Prozess, für den eine Wartebedingung erfüllt ist, während er einen kritischen Abschnitt belegt, muss sich wie folgt verhalten:

- den kritischen Abschnitt freigeben, ihn faktisch verlassen
- blockieren, bis ein anderer Prozess die Wartebedingung aufheben konnte
- 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*)



Wettlaufkritische Aktionsfolge beim Warten *lost wake-up*

- Ausgangssituation:

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

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

- 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. 12, Z. 13)
- `elect` findet P_p nicht auf der Warteliste (S. 15, Z. 8–9)
 - ↪ das Signal zur Aufhebung der Wartebedingung 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`...



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. 15, Z. 8–9)
- P_p wird in den Zustand „bereit“ überführt (S. 15, Z. 10)
- woraufhin block erkennt, dass P_p nicht (mehr) zu blockieren ist



Gliederung

Einführung

Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

Mutex

Abgrenzung

Implementierung

Sperre

Grundsätzliches

Varianten

Zusammenfassung



Semaphor v. Mutex I

Konzeptebene

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 Semaphor ausgerichtet
 - nämlich zum Schutz eines kritischen Abschnitts ohne Prozesswechsel!



Semaphor v. Mutex II

Technikebene

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. 21)
 - 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. . .



Spezialisierung eines binären Semaphors

- ein Mutex benutzt einen binären Semaphor, ersetzt ihn jedoch nicht
 - 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.

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*)
 - Fehlercode liefern ist keine Option, da seine Behandlung nicht sicher ist
 - anderes als eine **nichtmaskierbare Ausnahme** anzuzeigen, ist fraglich...

Gliederung

Einführung

Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

Mutex

Abgrenzung

Implementierung

Sperre

Grundsätzliches

Varianten

Zusammenfassung

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
- darüber hinaus: diese Techniken greifen nur prozessor(kern)lokal, sind **ungeeignet für ein-, mehr- oder vielkernige Multiprozessorsysteme**
 - für letztere ist auf Schlösser bzw. Schlossvariablen zurückzugreifen [9]

```

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

```

- **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



```

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 Hardware-Signal blockiert

- 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)



- im Grunde genommen die Spezialisierung des eben (S. 26) skizzierten Ansatzes, den SLIH zeitweilig zu maskieren
 - nicht jeder SLIH wird verzögert, sondern nur die zum Planer führenden
 - also jeder SLIH, der die **Umplanung** (*rescheduling*) von Prozessen auslöst
- bei aktivierter 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*, NPCS) 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 Umplanung 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



- Einführung
- Semaphor
 - Definition
 - Anwendung
 - Implementierung
 - Ablaufunterbrechung
- Mutex
 - Abgrenzung
 - Implementierung
- Sperre
 - Grundsätzliches
 - Varianten
- Zusammenfassung



- Synchronisation in der Maschinenprogrammzebene 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 Semaphorfreigabe ist ein Merkmal, kein Makel



- [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 seinpalen / 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



- [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)



- [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)



```

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 };

```

```

21 void P(Semaphore& sema) {
22     sema.prolaag();
23 }
24
25 void V(Semaphore& sema) {
26     sema.verhoog();
27 }

```

- 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



- so naheliegend die Implementierung eines Semaphors als Monitor ist, sie muss sich einigen 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
 - bewirbt 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. . .**



```

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



```

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 }

```



```

1 typedef struct sentry {
2     int lock;                /* activiy 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 */

```



```

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 Kompilierung⁵ von enter (S. 26) 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

```

⁵gcc -O3 -m32 -static -fomit-frame-pointer -S

