

# 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



# Gliederung

## Einführung

### Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

### Mutex

Abgrenzung

Implementierung

### Sperre

Grundsätzliches

Varianten

### Zusammenfassung



# Lehrstoff

- das Konzept der **Maschinenprogrammzebene** (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 Bedingungsynchronisation 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**



## Einführung

### Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

### Mutex

Abgrenzung

Implementierung

### Sperre

Grundsätzliches

Varianten

## Zusammenfassung



# 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*

- verringert<sup>1</sup> 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

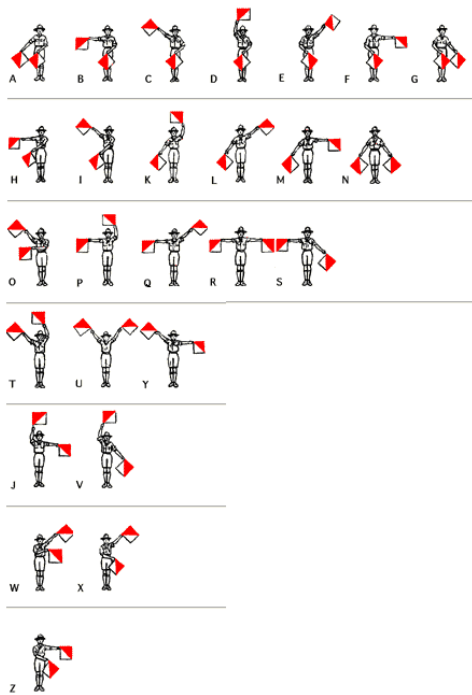
**V** Abk. für (Hol.) **verhoog**; alias *up*, *signal* oder *release*

- erhöht<sup>1</sup> 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  $n \leq m$ )

<sup>1</sup>Nicht zwingend durch Subtraktion oder Addition im arithmetischen Sinn.





## Signalisierender Semaphor

allgemeiner, zählender, privater

### ■ 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  }
9  typedef struct {
10     int value;           /* data */
11     semaphore_t mutex;  /* lock */
12 } int_t;

```

- 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



## EWD<sup>2</sup> beim Wort genommen

### ■ 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  }
8  void ewd_verhoog(int *sema) {
9      atomic {
10         *sema += 1;
11         if (*sema <= 0)
12             cause(sema);
13     }
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*“)



<sup>2</sup>Edsger 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 „Sperrung“ pro Semaphore zu schützen
  - ii Schafenlegen 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  $\leadsto$  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 Programmierkonvention<sup>3</sup>

```
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  $\leadsto$  lock-Attribut

<sup>3</sup>monitor 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:
  - 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*)



## 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:

- 2–3 ■  $P_p$  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 Wartebindung erreicht  $P_p$  nicht
- 3 ■  $P_p$  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



## 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
- ⇒  $\left. \begin{array}{l} \text{ohne} \\ \text{mit} \end{array} \right\} \text{muss} \left\{ \begin{array}{l} \text{derselbe} \\ \text{ein anderer} \end{array} \right\} \text{Prozess den Semaphor freigeben}$

## 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

## 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 Prozesses<sup>4</sup>
  - 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;
```

<sup>4</sup>Auf 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*)
  - Fehlerkode 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



## 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 }

```

- 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



## Gliederung

### Einführung

### Semaphor

Definition

Anwendung

Implementierung

Ablaufunterbrechung

### Mutex

Abgrenzung

Implementierung

### Sperre

Grundsätzliches

Varianten

### Zusammenfassung



- 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 Semaphorfreigabe 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 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



## 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)



## 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)



```

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



## Es ist nicht alles Gold, was glänzt...

- 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



## 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 Prozeduraufrufe

```
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 */
```



## Atomare Lese-/Schreibaktion

*fetch and store, x86*

```
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. 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
```

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

