Systemprogrammierung

Prozesssynchronisation: Befehlssatzebene

Wolfgang Schröder-Preikschat, Jürgen Kleinöder

Lehrstuhl Informatik 4

6. Dezember 2012

Prozesssynchronisation auf der Befehlssatzebene

Alleinstellungsmerkmal dieser Abstraktionsebene sind allgemein die in der **CPU** manifestierten Fähigkeiten eines Rechensystems, hier:

(a) in Bezug auf die Bereitstellung von Spezialbefehlen und

(b) hinsichtlich der Semantik dieser Befehle zur Prozessverarbeitung

Techniken zur Synchronisation gleichzeitiger Prozesse können demzufolge nur auf sehr einfache, elementare Konzepte zurückgreifen

zu (a) die Möglichkeit, externe/interne Prozesse aussperren zu können
- Unterbrechungssperre ✗
- Schlossvariable, Umlaufsperre ✗

zu (b) die Möglichkeit, kritische Abschnitte so ausformulieren zu können, dass gleichzeitige Prozesse nicht ausgesperrt werden
- nichtblockierende Synchroniation ✗

Gliederung

Kontrolle asynchroner Programmunterbrechungen

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

überlappenden Aktivität $\mapsto$ pessimistisches Verfahren

- Spezialbefehle der $\left\{ \begin{array}{ll} \text{Ebene}\,2\text{:} & \texttt{cli}, \texttt{sti}\ (\text{x86}) \\ \text{Ebene}\,3\text{:} & \texttt{sigprocmask}\ (\text{POSIX}) \end{array} \right\}$ „hart“

überlappten Aktivität $\mapsto$ optimistisches Verfahren

- durch Spezialbefehle und Programme der Ebene 2:
  CISC $\hookrightarrow$ CAS (IBM 370, m68020+), CMPXCHG (i486+)
  RISC $\hookrightarrow$ LL/SC (DEC Alpha, MIPS, PowerPC)
- ohne Spezialbefehle $\rightsquigarrow$ BS/BST „weich“

Unterbrechungen sperren: einfach — aber nicht immer zweckmäßig

- Faustregel: harte Synchronisation ist möglichst zu vermeiden

Wiedersehen mit einem alten Problem: Überlapptes Zählen

```
int wheel = 0;
```

Plötzlich...

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

Schlecht...

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

Wettlaufsituation

- kritischer Abschnitt: ++
- Wettlaufgefahr vorbeugen
- ELOP `int fai(int*)`
- unteilbares Zählen konstruktiv und problemadäquat sicherstellen

Besser...

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


Verhinderung vs. Tolerierung von *Interrupts*

Verhinderung

```
int fai (int *ref) {
    int aux;

    asm volatile ("cli");
    aux = (*ref)++;
    asm volatile ("sti");

    return aux;
}
```

- Komplexbefehl der Ebene 3
- privilegierte Befehle `cli`/`sti`
- Elementaroperation des BS

Tolerierung

```
int fai (int *ref) {
    int aux = 1;

    asm volatile ("xaddl %0,%1"
        : "=g" (aux), "=m" (*ref)
        :  "0" (aux),  "m" (*ref));

    return aux;
}
```

- Komplexbefehl der Ebene 2
- unprivilegierter Befehl `xadd`
- Elementaroperation der CPU

Beachte: Multiprozessorbetrieb

- die Befehle haben nur lokale Signifikanz für „ihren“ Prozessor(kern)

Unterbrechungssperre: x86

```
typedef unsigned short irq_t;  // flags register placeholder

void  irq_block();             // disable interrupts at CPU
void  irq_admit();             // enable interrupts at CPU

irq_t irq_avert();             // save CPU interrupt level then block
void  irq_treva(irq_t);        // restore saved CPU interrupt level
```

```
void irq_block() {
    asm volatile("cli");
}
```

```
void irq_admit() {
    asm volatile("sti");
}
```

```
irq_t irq_avert() {
    irq_t flags;
    asm volatile(
        "pushf; pop %0; cli"
        : "=g" (flags));
    return flags;
}
```

```
void irq_treva(irq_t flags) {
    asm volatile(
        "push %0; popf"
        : : "g" (flags));
}
```


Schutz kritischer Abschnitte durch Unterbrechungssperre

solo-Optionen: Unterbrechungssperre

```
typedef irq_t solo_t;
```

```
#define CS_ENTER(solo) irq_block()
#define CS_LEAVE(solo) irq_admit()
```

```
#define CS_ENTER(solo) *solo = irq_avert()
#define CS_LEAVE(solo) irq_treva(*solo)
```

- für unverschachtelte KA
- ohne Zustandssicherung
- für verschachtelte KA
- mit Zustandssicherung

Beachte: Unabhängige gleichzeitige Prozesse

- werden unnötig zurückgehalten, obwohl sie den KA nicht durchlaufen

Beachte: Unterbrechungsverzögerung

- die größte WCET [a] aller durch Unterbrechungssperre gesicherten KA
- erhöhtes Risiko des Verlusts von Unterbrechungsanforderungen

[a] Abk. für (engl.) *worst case execution time*.

Gliederung

Schlossvariable (engl. *lock variable*)

Datentyp, der zwei grundlegende Operationen definiert:

acquire (auch: *lock*) $\models$ Eintrittsprotokoll
- verzögert einen Prozess, bis das zugehörige Schloss offen ist
  - bei geöffnetem Schloss fährt der Prozess unverzögert fort
- verschließt das Schloss („von innen“), wenn es offen ist

release (auch: *unlock*) $\models$ Austrittsprotokoll
- öffnet ein Schloss, ohne den öffnenden Prozess zu verzögern

Implementierungen dieses Konzepts werden auch als **Schlossalgorithmen** (engl. *lock algorithms*) bezeichnet

Schlossalgorithmus: Prinzip — mit Problem(en)

```
typedef struct lock {
    volatile bool busy;   // status of critical section
    ...                   // optional stuff needed for other variants
} lock_t;
```

Wettlaufgefahr

```
void lv_acquire (lock_t *lock) {
    while (lock->busy);
    lock->busy = true;
}
```

```
void lv_release (lock_t *lock) {
    lock->busy = false;
}
```

- die Phase vom Verlassen der Kopfschleife bis zum Setzen der Schlossvariablen ist kritisch
- gleichzeitige Prozesse können das Schloss geöffnet vorfinden, dann jeweils schließen und gemeinsam den kritischen Abschnitt belegen

Abprüfen und setzen (engl. *test and set*, TAS) der Schloßvariablen

- muss als **Elementaroperation** und wirklich atomar ausgelegt sein

Schlossvariable atomar abprüfen und setzen

Kritischer Abschnitt: *solo_t*

```
int tas(lock_t *lock) {
    bool busy;

    CS_ENTER(&lock->gate);
    busy = lock->busy;
    lock->busy = true;
    CS_LEAVE(&lock->gate);

    return busy;
}
```

`lock_t` mit `solo`-Option:

- Verdrängungssperre *oder*
- Unterbrechungssperre

- untauglich für Multiprozessoren

Elementaroperation: x86

```
int tas(volatile bool *lock) {
    bool busy;

    busy = true;
    asm volatile("lock xchgb %0,%1"
        : "=q" (busy), "=m" (*lock)
        : "0" (busy));

    return busy;
}
```

`lock` „*read-modify-write*“

- atomarer Buszyklus

`xchgb` Operandenaustausch

- tauglich für Multiprozessoren

Umlaufsperre (engl. *spin lock*)

„Drehschloss“

```
void lv_acquire (lock_t *lock) {
    while (TAS(lock));
}
```

`TAS` kommt in zwei Varianten (S. 12):

(a) `int tas(lock_t *)`

(b) `int tas(volatile bool *)`

Gefahr von Leistungsabfall

- pausenloses Durchlaufen der Schleife allein nur mit `TAS`:
  - (a) erhöht das Risiko, Anforderungen von Programmunterbrechungen oder Prozessverdrängungen zu verpassen
    - die Unterbrechungs- bzw. Verdrängungssperre ist fast nur noch gesetzt
  - (b) hindert andere Prozessoren am Buszugang bzw. sorgt für eine überaus hohe Last im Kohärenzprotokoll des Zwischenspeichers
    - der Prozessor führt fast nur noch „read-modify-write“-Zyklen durch
- das Problem verschärft sich massiv, wenn (viele) gleichzeitige Prozesse den **Wettstreit** (engl. *contention*) um das „Drehschloss“ aufnehmen

Sensitive Umlaufsperre

Nichtinvasives Warten

```
void lv_acquire (lock_t *lock) {
    do {
        while (lock->busy);
    } while (TAS(lock));
}
```

- nur lesender Zugriff beim Warten
- Zwischenspeicherzeile gemeinsam benutzbar (MESI, [4])
- einmal „*read-modify-write*“ (`TAS`)
- beruhigend für den Busverkehr

Zurücktretendes Warten

```
void lv_acquire(lock_t *lock) {
    while (true) {
        while (lock->busy);
        if (!TAS(lock)) break;
        lv_backoff(lock);
    }
}
```

Eigenschaften wie zuvor, zusätzlich:

- Wettstreit (engl. *contention*) aus dem Wege gehend
- zusätzliche Wartezeit („*back-off*“) nach gescheitertem `TAS`
- prozessspezifisch, ansteigend

Exponentielles Zurücktreten (engl. *exponential back-off*)

- beschränkte Wartezeitverdopplung mit jedem gescheitertem Versuch

Aktives Warten (engl. *busy waiting*)

Unzulänglichkeit der Schlossalgorithmen: der aktiv wartende Prozess. . .

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

Je länger der Prozess den Prozessor für sich behält, umso länger muss er darauf warten, dass andere Prozesse die Bedingung erfüllen, auf die er selbst wartet.

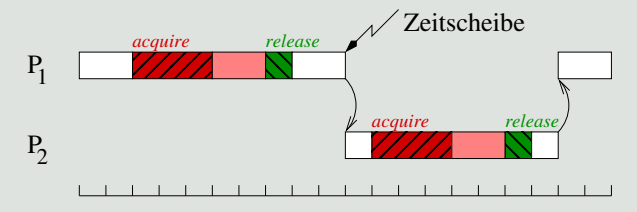
- in den meisten Fällen sind Effizienzeinbußen in Kauf zu nehmen
- es sei denn, jeder Prozess hat seinen eigenen realen Prozessor(kern)

Allgemein ein nur bedingt effektives Verfahren

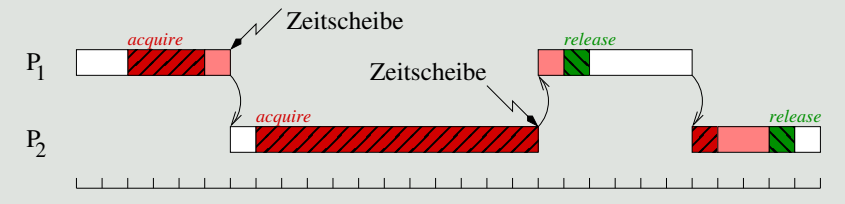
notwendige Bedingung	• kurze Laufzeit des zu schützenden KA
hinreichende Bedingung	• CPU-Abgabe nach gescheitertem Versuch bei gemeinsam benutzten Prozessor(kern)

Aktives Warten ohne Prozessorabgabe

„Spin locking considered harmful“



	T_s	T_q	T_q/T_s
P_1	12	20	1.67
P_2	8	8	1.0



	T_s	T_q	T_q/T_s
P_1	12	24	2.0
P_2	17	23	1.35

Verbesserung: Prozessorabgabe in der Warteschleife (vgl. S. 34)

laufend $\mapsto$ bereit	in Laufbereitschaft bleiben	*ps_forgo*
laufend $\mapsto$ blockiert	schlafend die Schlossfreigabe erwarten	*ps_sleep*

Gliederung

Blockierende Synchronisation „*considered harmful*“

Probleme von Schlossvariablen, Semaphoren und Monitoren

Leistung (engl. *performance*) insbesondere in SMP-Systemen [1]
- „*spin locking*“ reduziert ggf. massiv Busbandbreite

Robustheit (engl. *robustness*) „*single point of failure*“
- ein im kritischen Abschnitt scheiternder Prozess kann schlimmstenfalls das ganze System lahm legen

Einplanung (engl. *scheduling*) wird behindert bzw. nicht durchgesetzt
- un- bzw. weniger wichtige Prozesse können wichtige Prozesse „ausbremsen“ bzw. scheitern lassen
- Prioritätsverletzung, Prioritätsumkehr [3]
  - Mars Pathfinder [5, 2]

Verklemmung (engl. *deadlock*) einiger oder sogar aller Prozesse

Optimistisches Verfahren der Synchronisation

Nebenläufigkeit unterstützen, nicht einschränken wie beim wechselseitigen Ausschluss

Koordinierung sich einander ggf. überlappender Aktivitäten, ohne dabei **gleichzeitige Prozesse** auszuschließen

- toleriert (pseudo-) parallele Programmausführungen
  - parallel: Multiprozessor, wirkliche Parallelität
  - pseudoparallel: Uniprozessor, Parallelität durch Unterbrechungen
- die Verfahren greifen auf nichtprivilegierte Befehle der ISA zurück
  - CISC: TAS, FAA, CAS bzw. CMPXCHG
  - RISC: LL/SC
- d.h., sie funktionieren im Benutzer- wie auch im Systemmodus

Beachte

- kein wechselseitiger Ausschluss ⇒ Verklemmungsvorbeugung
- die *benutzten* Befehle müssen „echte“ **Elementaroperationen**

Muster nichtblockierender Synchronisation (NBS)

```
NBS_mit_CAS ( ) {
  do {
    ziehe lokale Kopie des Inhalts der Adresse einer globalen Variablen;
    verwende die Kopie, um einen neuen lokalen Wert zu berechnen;
    versuche CAS: sichere den lokalen Wert an die Adresse, wenn ihr
    Inhalt immer noch mit dem Wert der lokalen Kopie identisch ist;
  } while (CAS_scheitert);
}
```

pros
- Tolerierung beliebiger Überlappungsmuster
- transparent für die Einplanung: keine Prioritätsumkehr
- Verklemmungsvorbeugung: kein wechselseitiger Ausschluss
- Robustheit: keine hängenden Sperren bei Programmabbrüchen

cons
- Wiederverwendung sequentieller Altsoftware unmöglich
- Gefahr von Verhungerung (engl. *starvation*) in simplen Lösungen
- Entwicklung nebenläufiger Varianten im Regelfall nicht trivial

Bedingte Wertzuweisung: *Compare and Swap*, CAS

```
int cas(word_t *ref, word_t exp, word_t val) {
    solo_t gate;      // assume bus resp. interrupt lock
    bool done;

    CS_ENTER(&gate);
    if (done = (*ref == exp)) *ref = val;
    CS_LEAVE(&gate);

    return done;
}
```

- `ref`
  - die Adresse des atomar, bedingt zu ändernden Speicherworts
- `exp`
  - der unter der Adresse `ref` erwartete alte Wert
- `val`
  - der unter der Adresse `ref` zu speichernde neue Wert
  - die Speicherung erfolgt nur, wenn der unter `ref` gespeicherte Wert dem erwarteten Wert `exp` gleicht
  - lag Gleichheit vor, liefert die Funktion *true*, anderenfalls *false*

Bedingte Wertzuweisung: CAS als Spezialbefehl (x86)

```
ZF = (eax == *ref) ? (*ref = val, true) : (eax = *ref, false)
```

```
int cas(word_t *ref, word_t exp, word_t val) {
    unsigned char done;       // "sete" writes to low byte of operand

    asm volatile(
        "lock\n\t"            // next comes atomic read-modify-write
        "cmpxchgl %2,%1\n\t"  // conditional exchange of operands
        "sete %0"             // transfer value of zero flag (ZF bit)
        : "=q" (done), "=m" (*ref)
        : "r" (val), "m" (*ref), "a" (exp)
        : "memory");

    return done;
}
```

- `lock`
  - setzt die Bussperre für den nachfolgenden Befehl
  - zwingend für Multi(kern)prozessorsysteme, optional sonst
- `cmpxchgl`
  - *compare & exchange*: ZF = *true* → Speicherung erfolgt
- `sete`
  - definiert Variable `done` mit dem Wert des ZF-Bits

Sperrfreie (engl. *lock-free*) Wartestapelmanipulation

LCFS (Abk. für engl. *last come, first served*)

Aufnahme in die Liste...

```
void lf_push(chain_t *head, chain_t *item) {
    do item->link = head->link;                    // is elected head
    while (!CAS(&head->link, item->link, item));  // try push item
}
```

Entnahme aus der Liste...

```
chain_t *lf_pull(chain_t *head) {
    chain_t *item;

    do if ((item = head->link) == 0) break;        // access head
    while (!CAS(&head->link, item, item->link));  // try pull item

    return item;
}
```

```
#define CAS(r,e,v)    cas((word_t*)r, (word_t)e, (word_t)v)
```


Problem ABA

Transaktion gelingt trotz zwischenzeitlicher Änderungen

Phänomen der nichtblockierenden Synchronisation auf Basis eines CAS, d.h., einer ELOP, die inhaltsbasiert arbeitet[1]

- angenommen zwei Fäden, F_1 und F_2, stehen im Wettstreit um eine gemeinsame Variable V
  - F_1
    - liest den Wert A von V, speichert diesen als Kopie, wird dann allerdings vor dem CAS_V für unbestimmte Zeit verzögert
  - F_2
    - durchläuft dieselbe Sequenz, schafft jedoch mittels CAS_V den Wert B an V zuzuweisen
    - anschließend wird (in einem weiteren Durchlauf dieser Sequenz) wieder der ursprüngliche Wert A an V zugewiesen
  - F_1
    - setzt seine Ausführung mit CAS_V fort, erkennt, dass V den Wert A seiner Kopie speichert und überschreibt V
- im Ergebnis kann dieses Überlappungsmuster dazu führen, dass F_1 mittels CAS_V einen falschen Wert nach V transferiert

[1] Bei *Adressreservierung* wie z.B. mit LL/SC besteht dieses Problem nicht.

Problem ABA: Wartestapel mit Wettlaufsituation

Ausgangszustand der (LCFS) Liste: *head* ➪ *A* ➪ *B* ➪ *C*, *head* ist $\texttt{ref}_{CAS}$:

			CAS-Parameter				
	$\mathfrak{m}$	Op.	`*ref`	`exp`	`val`	Liste	
1.	F_1	*pull*	*A*	*A*	*B*	unverändert	
2.	F_2	*pull*	*A*	*A*	*B*	`ref` ➪ *B* ➪ *C*	
3.	F_2	*pull*	*B*	*B*	*C*	`ref` ➪ *C*	
4.	F_2	*push*	*C*	*C*	*A*	`ref` ➪ *A* ➪ *C*	
5.	F_1	*pull*	*A*	*A*	*B*	`ref` ➪ *B* ➪ ☹	*A* ➪ *C* verloren

1. F_1 wird im *pull* vor CAS unterbrochen, behält lokalen Zustand bei
2.–4. F_2 führt die Operationen komplett aus, aktualisiert die Liste
5. F_1 beendet *pull* mit dem zum Zeitpunkt 1. gültigen lokalen Zustand

Kritische Variable mittels „Zeitstempel“ absichern

Abhilfe besteht darin, den umstrittenen Zeiger (nämlich *item*) um einen problemspezifischen **Generationszähler** zu erweitern

Etikettieren
- Zeiger mit einem „Anhänger“ (engl. *tag*) versehen
- Ausrichtung (engl. *alignment*) ausnutzen, z.B.:

$$\begin{aligned} sizeof(chain\_t) &\rightsquigarrow 4 = 2^2 \Rightarrow n = 2 \\ &\Rightarrow chain\_t* \text{ ist Vielfaches von 4} \\ &\Rightarrow chain\_t*_{Bits[0:1]} \text{ immer 0} \end{aligned}$$

- Platzhalter für n-Bit Marke/Zähler in jedem Zeiger

DCAS
- Abk. für (engl.) *double compare and swap*
- Marke/Zähler als elementaren Datentyp auslegen
  - *unsigned int* hat Wertebereich von z.B. $[0, 2^{32} - 1]$
- zwei Maschinenworte (Zeiger, Marke/Zähler) ändern

- *push* bzw. *pull* verändern sodann den Zeigerwert um eine Generation

Generationszähler „*considered harmful*“?

Abhilfe (engl. *workaround*) zum ABA-Problem ⇝ Bedingte Lösung

- die Effektivität des Lösungsansatzes steht und fällt mit dem für den Generationszähler definierten **endlichen Wertebereich**
  - dessen Auslegung letztlich vom jeweiligen Anwendungsfall abhängt
- **Überlappungsmuster** gleichzeitiger Prozesse haben Einfluss auf den für den Generationszähler zur Verfügung zu stellenden Wertebereich
  - bestimmt durch Zusammenspiel *und* Anzahl der wettstreitigen Fäden
  - ein Bit kann reichen, ebenso, wie ein *unsigned int* zu klein sein kann
- diese, dem jeweiligen Anwendungsfall zu entnehmenden Muster zu entdecken, ist zumeist schwer und nicht selten unmöglich

Vorbeugung (engl. *prevention*) muss zuerst kommen — sofern machbar:

- beliebige Überlappungsmuster konstruktiv (Entwurf) ausschließen
- oder auf Adressreservierungsverfahren der Hardware zurückgreifen
  - unterstützt nicht jede Hardware, ist nur typisch für RISC
  - z.B. ELOP-Paar *load linked*, *store conditional* (LL/SC) verwenden

Wiederholungsversuche — Aktives Warten?

Scheitern der etwa durch CAS[2] abzuschließenden **Transaktion** zieht die Wiederholung des kompletten Vorbereitungsvorgangs nach sich

- je höher der Grad an Wettstreitigkeit unter gleichzeitigen Prozessen, umso höher die Wahrscheinlichkeit, dass CAS scheitert
- ein zur Umlaufsperre sehr ähnliches Problem ergibt sich, das jedoch durch **sensitive Techniken** gleicher Art lösbar ist (vgl. S. 13–14)
  - Häufigkeit von „*read-modify-write*“-Zyklen pro Durchlauf minimieren
  - prozessspezifisches Zurücktreten vom erneuten Transaktionsversuch
  - variable Wartezeiten, um Konflikte bei Wiederholungen zu vermeiden

Unterschied zur Umlaufsperre

- gleichzeitige Prozesse müssen nicht untätig darauf warten, dass ein kritischer Abschnitt entsperrt wird und somit frei ist
- im Gegensatz zur Umlaufsperre kommen sie während ihrer Wartezeit mit ihren (lokalen) Berechnungen voran

[2] Für LL/SC-artige Elementaroperationen gilt dies ebenfalls.

Gliederung

Resümee

- **Unterbrechungssteuerung** ist leicht, aber nicht immer zweckmäßig
  - verlangt von den Prozessen besondere Rechte: **privilegierte Befehle**
  - unbeteiligte gleichzeitige Prozesse werden unnötig ausgesperrt
  - externe Ereignisse (*Interrupts*) können verloren gehen
  - ungeeignet für Multi(kern)prozessorsysteme: lokale Signifikanz
- die **Schlossvariable** kommt meist mit **Umlaufsperre** zum Einsatz
  - pessimistischer Ansatz zum Schutz kritischer Abschnitte: *leicht*
    - gleichzeitige Prozesse werden als sehr wahrscheinlich angenommen
    - bezogen auf den jeweils zu schützenden kritischen Abschnitt
  - im Regelfall bedingen Leistungsanforderungen **sensitive Verfahren**
    - Häufigkeit von „*read-modify-write*“-Zyklen pro Durchlauf minimieren
    - prozessspezifisches Zurücktreten vom erneuten Schließversuch mit TAS
    - variable Wartezeiten, um Konflikte bei Wiederholungen zu vermeiden
  - als blockierende Synchronisation besteht hohe **Verklemmungsgefahr**
- **nichtblockierende Synchronisation** ist frei von Verklemmungen
  - optimistischer Ansatz zum Schutz kritischer Abschnitte: *schwer*
  - die Verfahren müssen ebenfalls sensitiv für Plattformeigenschaften sein

Literaturverzeichnis

[1] Bryant, R. ; Chang, H.-Y. ; Rosenburg, B. S.:
Experience Developing the RP3 Operating System.
In: *Computing Systems* 4 (1991), Nr. 3, S. 183–216

[2] Jones, M. B.:
What really happened on Mars?
http://www.research.microsoft.com/~mbj/Mars_Pathfinder/Mars_Pathfinder.html, 1997

[3] Lampson, B. W. ; Redell, D. D.:
Experiences with Processes and Monitors in Mesa.
In: *Communications of the ACM* 23 (1980), Febr., Nr. 2, S. 105–117

[4] Papamarcos, M. S. ; Patel, J. H.:
A Low-Overhead Coherence Solution for Multiprocessors with Private Cache Memories.
In: *Proceedings of the 11th Annual International Symposium on Computer Architecture (ISCA '84), June 5–7, 1984, Ann Arbor, Michigan, USA*, ACM Press, 1984, S. 348–354

[5] Wilner, D. :
Vx-Files: What really happened on Mars?
Keynote at the 18th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '97), Dez. 1997

Gliederung

Zurücktreten vom aktiven Warten mit Prozessorabgabe

```
void lv_backoff(lock_t *lock) {
    time_t t0, t1, t2;

    t0 = ps_pitch(pd_being());

    t1 = t_stamp();
    lv_suspend(lock);
    t2 = t_stamp();

    if (t_pitch(t1, t2) < t0)
        ps_delay(t0 - t_pitch(t1, t2));
}
```

Prozessverwaltung

ps_pitch definiert den Abstand zum nächsten Versuch

ps_delay verzögert den Prozess: Prozessorabgabe

Zeitverwaltung

t_stamp liefert einen Zeitwert

t_pitch berechnet Zeitabstand

Beachte: Benutzte Abstraktionsebene

- Prozessorabgabe setzt ein Prozesskonzept voraus, das typischerweise von einem Betriebssystem bereitgestellt wird
- in dieser Implementierungsvariante wird die Umlaufsperre zu einem Konzept der Maschinenprogrammebene

Prozessorabgabe: passives Warten auf Freigabe der Sperre

Laufbereit bleibend

```
void lv_suspend(lock_t *lock) {
    ps_forgo();
}
```

Effektivität hängt stark ab von der Umplanungsstrategie:

RR der Prozess kommt ans Ende der Bereitliste ☺

sonst seine (stat./dyn.) Priorität bestimmt die Listenposition

- ggf. landet er ganz vorne
- so dass er weiterläuft ☹

Sperrfreigabe erwartend

```
void lv_suspend(lock_t *lock) {
    ps_sleep(&lock->bell);
}
```

schlafen legende Schlossvariable (engl. *sleeping lock*)

- Bedingungssynchronisation

Angepasste Sperrfreigabe

```
void lv_release (lock_t *lock) {
    lock->bolt = 0;
    ps_rouse(lock);
}
```

Wach bleiben oder schlafen legen. . .

- eine Frage des jew. Anwendungsprofils und der Einplanungsstrategie