Systemprogrammierung

Grundlagen von Betriebssystemen

Teil C – X.4 Prozesssynchronisation: Kreiseln und Spezialbefehle

Wolfgang Schröder-Preikschat

6. Dezember 2022



Agenda

Einführung

Umlaufsperre

Definition

Funktionsweise

Schlossalgorithmen

Diskussion

Transaktion

Motivation

Prinzip

Beispiele

Diskussion

Zusammenfassung



Gliederung

Einführung

Umlaufsperre

Definition

Funktionsweise

Schlossalgorithmen

Diskussion

Transaktion

Motivation

Prinzip

Beispiele

Diskussion

Zusammenfassung



Lehrstoff

- Konzepte der Befehlssatzebene (s. [10]) kennenlernen, womit die Synchronisation gleichzeitiger Prozesse erreicht wird
 - Umlaufsperren, d.h., Sperren für mehr-/vielkernige Multiprozessoren
 - sperrfreie Synchronisation mittels (Mikro-)Transaktionen
- für Umlaufsperren typische Schlossalgorithmen behandeln und ihre Auswirkungen auf andere Prozesse untersuchen
 - grundsätzliche wie auch spezielle Schwachstellen thematisieren
 - schrittweise Techniken für Verbesserungen entwickeln und erklären
- als Antwort zu Unzulänglichkeiten von Schlossalgorithmen, im Ansatz die nichtblockierende Synchronisation vorstellen
 - dazu einfache, musterhaftige transaktionale Programme diskutieren
 - sie als nebenläufige Abschnitte mit kritischen Abschnitten vergleichen
- die Bedeutung der **Spezialbefehle** und der diesbezüglichen Rolle von Schleifenkonstruktionen für beide Konzepte erfassen
 - sehen, wie TAS, CAS und FAA genutzt wird und implementiert ist
 - Gemeinsamkeiten und Unterschiede bei Anwendung der Befehle erkennen



Gliederung

Einführung

Umlaufsperre

Definition

Funktionsweise

Schlossalgorithmen

Diskussion

Transaktion

Motivation

Prinzip

Beispiele

Diskussion

Zusammenfassung



Sperren durch schnelle Drehung

<u>Kein</u> "Drängelgitter", das Passierende, durch Blickwendung im Umlauf weiter induziert, zur Vorsicht aufruft.

- diesem aber nicht ganz unähnlich:
 - Passierende ≡ Prozesse
 - Blickwendung \equiv Zustandsabfrage



- durch **Kreiseln** (*spin*) das **Sperren** (*lock*) von Prozessen steuern:
 - acquire verzögert den aktuellen Prozess, solange die Sperre gesetzt ist
 - aktives Warten (busy waiting) lässt den Prozess kreiseln
 - verhängt die Sperre, sobald sie aufgehoben wurde
 - release hebt die Sperre auf, ohne den aktuellen Prozess zu verzögern
 - alias lock (sperren) und unlock (entsperren)
- die Prozesssteuerung manifestiert sich in Verfahren, die in Form von sogenannten **Schlossalgorithmen** (*lock algorithms*) umgesetzt sind



2.1 Umlaufsperre – Definition

 $^{^{1}}$ vgl. auch https://de.wikipedia.org/wiki/Umlaufgitter (28/10/15).

Grundsatz spin-lock

Die **Umlaufsperre** dient der Synchronisation gleichzeitiger (gekoppelter) Prozesse verschiedener Prozessoren oder Prozessorkerne eines Rechensystems mit gemeinsamem Speicher.

Synchronisation solcher Prozesse desselben Prozessors erfordert gegebenenfalls zusätzlich eine unilaterale Sperre zur Vorbeugung unvorhersehbarer Latenz,² beispielsweise eine Unterbrechungssperre — die allerdings den privilegierten Modus voraussetzt.





Schlossalgorithmus: naive Fassung

in einfachster Form bildet eine binäre Schlossvariable die Grundlage z.B. entsprechend folgendem Datentyp:

```
#include <stdbool.h>
typedef volatile struct lock {
   bool busy; /* initial: false */
} lock t:
```

auf einem Exemplar dieses Datentyps operieren die Primitiven einer Umlaufsperre dem **Prinzip** nach wie folgt:

```
void acquire(lock_t *lock){
       while (lock->busy); /* spin until lock release */
       lock->busy = true; /* claim lock-out */
   }
10
   void release(lock_t *lock){
11
       lock->busy = false; /* abandon lock-out */
12
   }
13
```

das wäre zu schön, um wahr zu sein: wettlaufkritische Aktionsfolge ©



Problemanalyse

- Ausgangssituation:
 - gleichzeitige Prozesse
 - die in acquire geschehen

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

wettlaufkritische Aktionsfolge:

- 1 n > 1 Prozesse rufen gleichzeitig acquire auf, betreten den Rumpf
- 2 sie werten gleichzeitig den Zustand der Schlossvariablen (busy) aus
 - alle stellen gleichzeitig die Aufhebung der Wartebedingung/Sperre fest
 - als Folge verlassen alle gleichzeitig die kopfgesteuerte Schleife
- 3 alle Prozesse verhängen gleichzeitig die (soeben aufgehobene) Sperre
- 4 sie verlassen gleichzeitig acquire, betreten den kritischen Abschnitt
 - \hookrightarrow wechselseitiger Ausschluss scheitert: n > 1 Prozesse fahren fort

Lösungsansatz:

- die Aktionsfolge "Sperre prüfen und ggf. verhängen" atomar auslegen
- Atomarität ist in dem Fall nur mit Mitteln der Befehlssatzebene erreichbar
 - unilaterale Sperren [15, S. 24–27] scheiden aus: sie wirken nur lokal auf dem Prozessor, wofür Umlaufsperren eben nicht vorgesehen sind (S. 7)
 - stattdessen sind in Hardware implementierte **Spezialbefehle** erforderlich



Sperre prüfen und verhängen — atomar

testen, das Ergebnis vermerken, und setzen: **test and set** [7, p. 144]

```
bool TAS(bool *ref) {
       atomic { bool aux = *ref; *ref = true; }
       return aux;
3
  }
```

- diese Operation wirkt immer schreibend auf den Arbeitsspeicher, aber die Werteveränderung der adressierten Variable erfolgt nur bedingt
 - nämlich nur, wenn die Variable den Wert 0 bzw. false enthielt
 - jedoch wird unbedingt der Wert 1 bzw. true in die Variable geschrieben
 - das Operationsergebnis ist der Variablenwert vor dem Überschreiben
- bei Operationsausführung durch die Hardware erfolgt wechselseitiger Ausschluss gleichzeitiger Speicherbuszugriffe der Prozessoren
 - bewirkt wird ein atomarer Lese-/Schreibzyklus
 - unilaterale Sperre asynchroner Programmunterbrechungen³ und
 - multilaterale Sperre gleichzeitiger Buszugriffe "von außen kommend"

³Normal: heute lässt ein Prozessor Programmunterbrechungen bei sich erst am Ende des im Moment der Unterbrechungsanforderung interpretierten Befehls zu.



■ Reduktion auf eine atomare, in GCC eingebaute intrinsische Funktion:

```
1 #define TAS(ref) __sync_lock_test_and_set(ref, 1)
```

Anwendung dieser Funktion für den Schlossalgorithmus:

```
void acquire(lock_t *lock) {
    while (TAS(&lock->busy)); /* spin until claimed */
}
```

Kompilierung in Assembliersprache (ASM86, AT&T Syntax):

die relevante atomare Operation findet sich in Zeile 9: xchgb [8]



10

11

12

Kreiseln mit TAS

```
void acquire(lock_t *lock) {
while (TAS(&lock->busy)); /* spin until claimed */
}
```

- naive Lösung mit schädlicher Wirkung auf **Pufferspeicher** (cache)
 - unbedingtes Schreiben bei **Wettstreit** löst massiven Datentransfer aus:
 - n-1 Kopien invalidieren und 1 Original zum auslösenden Prozessor bewegen oder
 - 1 Original schreiben und n-1 Kopien bei anderen Prozessoren aktualisieren
 - die Pufferspeicherzeile (cache line) mit der Schlossvariablen "flattert"
 - hinzu kommt schädliche Wirkung auf kausal unabhängige Prozesse
 - nahezu anhaltender wechselseitiger Ausschluss von Speicherbuszugriffen
 - jede Ausführung von TAS sperrt den Bus für andere Prozessoren
 - dazwischen liegen nur wenige (z.B. drei, vgl. S. 11) normale Befehle
 - blockt Prozessoren, wenn Prozessdaten nicht im Pufferspeicher vorliegen
 - erzeugt Störung (interference) in Prozessen anderer Prozessoren
 - in nichtfunktionaler Hinsicht skaliert die Lösung ziemlich schlecht
 - Kreiseln mit bedingtem Schreiben, mit Ablesen oder Zurückhaltung...



Kreiseln mit CAS

```
#define CAS __sync_bool_compare_and_swap
  void acquire(lock_t *lock) {
      while (!CAS(&lock->busy, false, true));
  }
4
```

wobei Funktionssignatur CAS(Variable, Prüfwert, Neuwert) einen atomaren Spezialbefehl wie folgt definiert beschreibt:

$$\mathit{CAS} = \left\{ egin{array}{ll} \mathit{true}
ightarrow \mathit{Neuwert zugewiesen}, & \mathit{falls Variable} = \mathit{Pr\"{u}fwert} \\ \mathit{false}, & \mathit{sonst} \end{array} \right.$$

- der Befehl schreibt nur, wenn die Gleichheitsbedingung erfüllt ist
- die schädliche Wirkung auf den Pufferspeicher bleibt aus, nicht aber auf kausal unabhängige Prozesse
 - nahezu anhaltender wechselseitiger Ausschluss von Speicherbuszugriffen
 - ungünstiges Verhältnis zur Anzahl normaler Befehle (1:3, vgl. S. 34)
- in nichtfunktionaler Hinsicht skaliert die Lösung schlecht
 - bus-lock burst ~ Kreiseln mit Ablesen oder mit Zurückhaltung...



```
void acquire(lock_t *lock) {
    do {
        while (lock->busy);
    } while (!CAS(&lock->busy, false, true));
}
```

- schwächt Wettstreit beim Buszugriff und damit Interferenz ab
 - 3 die eigentliche Warteschleife, fragt nur den Pufferspeicher ab
 - keine Datenbuszugriffe, kausal unabhängige Prozesse bleiben ungestört
 - 4 die Sperre wird verhängt, wenn sie immer noch aufgehoben ist⁴
 - betrifft gekoppelte (gleichzeitige) Prozesse stark, andere jedoch kaum
- steht und fällt allerdings mit der Länge des kritischen Abschnitts
 - ist er zu kurz, degeneriert die Lösung zum Kreiseln mit CAS
 - \hookrightarrow dabei wird eine Umlaufsperre aber gerade oft für diesen Fall favorisiert \odot
- bei großem Wettstreit stauen sich nach wie vor viele Prozesse (Z. 4)
 - sich wiederholende Häufung der Bussperre (bus-lock burst)
 - Prozessen anderer Prozessoren wird stoßartig Buszugriffe verwehrt
 - in nichtfunktionaler Hinsicht skaliert die Lösung mehr oder weniger
 - Kreiseln mit Zurückhaltung: Stauauflösung, Lücken schaffen...



⁴Beachte, dass der kreiselnde Prozess überholt worden sein kann.

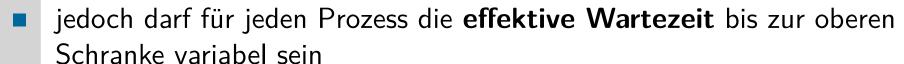
Definition (backoff)

Statische oder dynamische **Verweilzeit**, prozessorweise abgestuft, bis zur Wiederaufnahme der vormals wettstreitigen Aktion.

- angenommen sei eine sperrenspezifische Verweilzeit (time)
- earmark liefert die Nummer des ausführenden Prozessor(kern)s
- der Telekommunikation entlehnter Ansatz zur **Blockierungskontrolle** (congestion control) bei **Kanalüberzeichnung**:
 - statische (ALOHA [1]) oder dynamische (Ethernet [14]) Verzögerungen
 - Stauauflösung (contention resolution), ausgeübt zum Sendezeitpunkt



- alle bisher diskutierten Verfahren können Prozessen eine nach oben unbegrenzte Wartezeit bescheren
 - jedoch wird einem System gekoppelter Prozesse Fortschritt zugesichert — wenn Verklemmungen einmal außer Acht gelassen werden
 - jedoch können einzelne Prozesse ewig im Eintrittsprotokoll kreiseln
- grenzenlose Verzögerung einzelner Prozesse ist vorzubeugen
- die Wartezeit muss für jeden Prozess limitiert sein
 - eine obere Schranke ist notwendig



- das meint Verfahren, die (a) fair für die Prozesse und (b) auch noch frei von Interferenz mit dem Planer sind
 - (a) ist durchaus einfach (s. umseitig), verträgt sich aber selten mit (b)

2.3 Umlaufsperre – Schlossalgorithmen





- das **Maß der angestauten Prozesse** bestimmt den Wettstreitgrad, der im Moment der Sperrverhängung gilt → <u>Wettstreiter zählen</u>
- Ideengeber ist der sog. Bäckereialgorithmus [12]: *ticket spin lock*

```
typedef volatile struct lock {
       long next; /* number being served next */
       long this; /* number being currently served */
       long time; /* duration of critical section */
   } lock t;
   #define FAA __sync_fetch_and_add
                                          /* atomic */
   void acquire(lock_t *lock) {
       long self = FAA(&lock->next, 1);  /* my number served */
       backoff(lock->time, self - lock->this);
           while (self < lock->this);
10
       }
11
                           Der Wert self – this gibt die Anzahl der Prozesse, die
   }
12
                           den kritischen Abschnitt zuerst durchlaufen werden.
13
```

ein der mittels **Wartemarkenspender** sowie **Personenaufrufanlage** realisierten Kundenverkehrssteuerung entlehnter Ansatz

void release(lock_t *lock) { lock->this += 1; } /* next one */



- Sperren wirken einseitig (unilateral: Unterbrechungs-, Fortsetzungs-, Verdrängungssperre) oder mehrseitig (multilateral: Umlaufsperre)
 - nur die Umlaufsperre wirkt auf die tatsächlich gekoppelten Prozesse
- Umlaufsperren und verdrängende Prozesseinplanung integriert im selben Bezugssystem vertragen sich nicht ohne weiteres
 - Prozessorentzug des Schlosshalters (lock-holder preemption) ist möglich
 - führt auch bei kleinsten kritischen Abschnitten zu hohem Leistungsverlust
 - Stau gekoppelter Prozesse verlängert sich, unbestimmte Verweilzeit
 - jeder Art von Verzögerung des Schlosshalters muss vorgebeugt werden
 - Konsequenz ist, zusätzlich eine **Unterbrechungssperre** zu verhängen
- wechselseitiger Ausschluss ist kein Allheilmittel, um Aktionsfolgen mit wettlaufkritischen Eigenschaften abzusichern
 - arbeitsloses Kreiseln für den wartenden Prozess und gleichzeitig damit
 Störung anderer Prozesse, die mit ihm denselben Prozessor teilen
 - Verklemmungsgefahr (deadly embrace [5, S. 73]) gekoppelter Prozesse
- Defizite, die blockierende Synchronisation grundsätzlich betreffen, jedoch mit Umlaufsperren besonders zum Vorschein kommen
 - Alternative ist die nichtblockierende Synchronisation: Transaktion



Gliederung

Einführung

Umlaufsperre

Definition

Funktionsweise

Schlossalgorithmen

Diskussion

Transaktion

Motivation

Prinzip

Beispiele

Diskussion

Zusammenfassung



Nachteile blockierender Synchronisation

Probleme des in **Software** erzwungenen wechselseitigen Ausschlusses gekoppelter Prozesse durch Monitore, Semaphore oder Sperren Leistung (performance) paralleler Systeme bricht ein/nimmt ab

- Kreiseln vor Sperren reduziert Busbandbreite [3]
- höherer Anteil sequentieller Programmbereiche [2]

Robustheit (robustness) "single point of failure"

- im kritischen Abschnitt "abstürzen" lässt diesen gesperrt
- schlimmstenfalls wird das ganze System lahmgelegt

Interferenz (interference) mit dem Planer

- Planungsentscheidungen werden nicht durchgesetzt
- Prioritätsverletzung, Prioritätsumkehr [13]
 - Mars Pathfinder [16, 9]

Lebendigkeit (liveness) einiger oder sogar aller Prozesse

- Gefahr von Verhungern (starvation)
- inherent anfällig für Verklemmung (deadlock)

3.1 Transaktion – Motivation

etwas anderes ist wechselseitiger Ausschluss in der Hardware, insb. bei der Ausführung von Spezialbefehlen (TAS, CAS, FAA)



Pessimistischer vs. optimistischer Ansatz

- softwaregesteuerter wechselseitiger Ausschluss trifft eine negative Erwartung in Bezug auf gleichzeitige Prozesse
 - es wird die wettlaufkritische Aktionsfolge geben: **pessimistischer Ansatz**
 - um den Konflikten vorzubeugen, wird frühzeitig die Reißleine gezogen
 - da die Prozesse wahrscheinlich nur für kurze Zeit blockieren werden
- demgegenüber stehen Paradigmen, die eine positive Erwartung treffen und gleichzeitige Prozesse in Software nicht ausschließen
 - die wettlaufkritische Aktionsfolge gibt es nicht: optimistischer Ansatz
 - falls doch, sind Konflikte nachträglich erkenn- und behandelbar
 - dazu wird hardwaregesteuerter wechselseitiger Ausschluss benutzt
- hierzu greift letzteres auf Konzepte zurück, die ihren Ursprung in der Programmierung von Datenbanksystemen finden

Definition (Optimistic Concurrency Control [11])

Method of coordination for the purpose of updating shared data by mainly relying on transaction backup as control mechanisms.



Definition (Transaktion, nach [6, S. 624])

Eine Konsistenzeinheit, die Aktionsfolgen eines Prozesses gruppiert.

- die Aktionsfolge ist nicht atomar, jedoch wird das berechnete Datum einer gemeinsamen Variablen nur bei Isolation übernommen
 - d.h., wenn diese Folge zeitlich isoliert von sich selbst stattfindet
 - wozu sie ablaufinvariant für gekoppelte Prozesse formuliert sein muss
- eine solche Aktionsfolge wird i.A. durch eine **fußgesteuerte Schleife** umfasst, in der gleichzeitige Prozesse stattfinden können

```
ERLEDIGE Transaktion:

WIEDERHOLE

erstelle die lokale Kopie des Datums an einer globalen Adresse;

verwende diese Kopie, um ein neues Datum zu berechnen;

versuche, das neue Datum an der globalen Adresse zu bestätigen;

SOLANGE die Bestätigung gescheitert ist;

BASTA.
```

- zur Bestätigung (Z. 5) kommt ein **Spezialbefehl** der CPU zum Einsatz
- nur für den gilt hardwaregesteuerter wechselseitiger Ausschluss



atomare Bestätigungsaktion einer Transaktion (S. 22, Z. 5):

```
atomic bool CAS(type *ref, type old, type new) {
    return (*ref == old) ? (*ref = new, true) : false;
}
```

- true Bestätigung gelang, neues Datum geschrieben
- **false** Bestätigung scheiterte, referenzierte Variable ist unverändert
- Reduktion auf eine atomare, in GCC eingebaute intrinsische Funktion:

```
#define CAS __sync_bool_compare_and_swap
```

- zur Kompilierung o.g. Funktion nach Assembliersprache, siehe S. 37
- typisches Muster (pattern) einer fußgesteuerten (CAS) Transaktion:

```
do /* transaction */ {
    any_t new = handle(old);  /* compute some value */
4 } while (!CAS(ref, old, new)); /* try to commit */
```

- alle Aktionen im **Schleifenrunpf** können durch gleichzeitige Prozesse geschehen, sie unterliegen nicht dem wechselseitigen Ausschluss
- nur die Fußsteuerung der Schleife mit dem CAS läuft synchronisiert ab

3.2 Transaktion – Prinzip



Atomare multiplikative Variablenänderung

Fassung als klassischer **kritischer Abschnitt** zum Vergleich:

```
typedef struct longlock {
  long mult(long_t *ref, long val) {
1
                                             11
                                                    long data;
       long new;
                                                    detent_t bolt;
                                             12
                                             13 } long_t;
                                   /* lock critical section */
       enter(&ref->bolt);
4
      new = (ref->data *= val); /* perform computation */
                           /* unlock critical section */
       leave(&ref->bolt);
6
       return new;
  }
9
```

semantisch äquivalente Fassung als nebenläufiger Abschnitt:

```
long mult(long *ref, long val) {
14
     long new, old;
15
16
     17
     while (!CAS(ref, old, new = old * val));
18
19
20
     return new;
21
```

- funktional ist die Multiplikation zu leisten, die ungesperrt stattfindet
- nur die Bestätigung des Ergebnisses unterliegt wechelseitigem Ausschluss



einfach verkettete Liste, Verarbeitung nach LIFO (*last in, first out*):

```
typedef struct chain {
    struct chain *link;
} chain_t;

chain_t;

chain_t;

chain_t;

chain_t;

chain_t bolt;

chainlock t;
```

Einfügeoperation als klassischer kritischer Abschnitt zum Vergleich:

semantisch äquivalente Fassung als nebenläufiger Abschnitt:

- funktional ist das Voranstellen und die Kopfzeigeraktualisierung zu leisten
- nur letztere Aktion unterliegt dem wechelseitigen Ausschluss



Entnahmeoperation als **kritischer Abschnitt** zum Vergleich:

semantisch äquivalente Fassung als nebenläufiger Abschnitt:

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

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

return item;
}
```

- funktional ist das Entfernen und die Kopfzeigeraktualisierung zu leisten
- nur letztere Aktion unterliegt dem wechelseitigen Ausschluss



- in beiden Fällen können gekoppelte Prozesse ins Kreiseln geraten

 - Umlaufsperre gleichzeitige Prozesse kreiseln ohne Nutzen für sich selbst
 - sie kommen in der Schleife nicht mit Berechnungen voran
 - Schleifendauer bedeutet Wartezeit
 - Nutzarbeit startet mit einer atomaren Aktion (z.B. CAS)

- Transaktion gleichzeitige Prozesse kreiseln mit Nutzen für sich selbst
 - sie kommen in der Schleife mit Berechnungen voran
 - Schleifendauer bedeutet Nutzarbeitszeit
 - **Nutzarbeit** endet mit einer atomaren Aktion (z.B. CAS)
- Unkosten des kritischen Abschnitts und der Transaktion abwägen
 - seien t_{ka} die Zeitdauer und t_{lock} die Unkosten des kritischen Abschnitts
 - ferner seien t_{na} die Zeitdauer und $o_{na} = t_{na} t_{ka}$ die Unkosten des nebenläufigen Abschnitts, $t_{na} \geq t_{ka}$ angenommen
 - sei N die Zahl gekoppelter Prozesse
 - $\sum_{n=1}^{N} t_{lock}^{n} < \sum_{n=1}^{N} o_{na}^{n}$ → Umlaufsperren "rechnen" sich, falls:
 - \hookrightarrow Entwicklungsaufwand und Blockierungsnachteile unberücksichtigt...



Gliederung

Einführung

Umlaufsperre

Definition

Funktionsweise

Schlossalgorithmen

Diskussion

Transaktion

Motivation

Prinzip

Beispiele

Diskussion

Zusammenfassung



- mit dem Konzept der Umlaufsperre wird wechselseitiger Ausschluss softwaregesteuert umgesetzt
 - pessimistischer Ansatz zum Schutz kritischer Abschnitte: leicht
 - negative Erwartung, dass sich Prozesse gleichzeitig an einer Stelle treffen
 - gekoppelte Prozesse blockieren wahrscheinlich nur für kurze Zeit
 - kritischer Aspekt ist die starke Störanfälligkeit bei hohem Wettstreit
 - Häufigkeit von "read-modify-write"-Zyklen pro Durchlauf minimieren
 - prozessspezifische Zurückhaltung vom wiederholten Sperrversuch
 - variable Verweilzeiten, um Konflikte bei Wiederholungen zu vermeiden
 - als blockierende Synchronisation besteht hohe Verklemmungsgefahr
- im Gegensatz dazu die **nichtblockierende Synchronisation**, bei der wechselseitiger Ausschluss ein Merkmal der Hardware ist
 - optimistischer Ansatz zum Schutz kritischer Abschnitte: schwer
 - positive Erwartung, dass Prozesse nicht gleichzeitig zusammentreffen
 - verklemmungsfrei, robust, nichtsequentiell, störunanfällig
 - obwohl grundweg verschieden, sind **Spezialbefehle** der Hardware die beiden Konzepten gemeinsame Grundlage: TAS, CAS, FAA



Literaturverzeichnis I

- [1] ABRAMSON, N.:
 The ALOHA System: Another Alternative for Computer Communication.
 In: Proceedings of the Fall Joint Computer Conference (AFIPS '70).
 New York, NY, USA: ACM, 1970, S. 281–285
- [2] AMDAHL, G. M.:
 Validity of the Single-Processor Approach to Achieving Large Scale Computing
 Capabilities.
 In: Proceedings of the AFIPS Spring Joint Computer Conference (AFIPS 1967),
- [3] BRYANT, R.; CHANG, H.-Y.; ROSENBURG, B. S.: Experience Developing the RP3 Operating System. In: Computing Systems 4 (1991), Nr. 3, S. 183–216
- [4] DECHEV, D.; PIRKELBAUER, P.; STROUSTRUP, B.: Understanding and Effectively Preventing the ABA Problem in Descriptor-based Lock-free Designs. In: Proceedings of the 13th IEEE International Symposium on Object-Oriented Real-Time Distributed Computing (ISORC 2010), IEEE Computer Society, 2010. –



ISBN 978-1-4244-7083-9, S. 185-192

AFIPS Press, 1967, S. 483-485

Literaturverzeichnis II

[5] 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)

- [6] ESWARAN, K. P.; GRAY, J. N.; LORIE, R. A.; TRAIGER, I. L.: The notions of consistency and predicate locks in a database system. In: *Communications of the ACM* 19 (1976), Nr. 11, S. 624–633
- [7] IBM CORPORATION (Hrsg.):

 IBM System/370 Principles of Operation.

 Fourth.

 Poughkeepsie, New York, USA: IBM Corporation, Sept. 1 1974.

 (GA22-7000-4, File No. S/370-01)
- [8] INTEL CORPORATION:
 XCHG.
 In: x86 Instruction Set Reference.
 Rene Jeschke, Nov. 2015. –

http://x86.renejeschke.de/html/file_module_x86_id_328.html



Literaturverzeichnis III

- [9] JONES, M. B.:
 What really happened on Mars?
 http://www.cs.cornell.edu/courses/cs614/1999sp/papers/pathfinder.html,
 1997
- [10] KLEINÖDER, J.; SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W.: Virtuelle Maschinen. In: LEHRSTUHL INFORMATIK 4 (Hrsg.): Systemprogrammierung. FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien), Kapitel 5.1
- [11] Kung, H.-T.; Robinson, J. T.:
 On Optimistic Methods for Concurrency Control.
 In: ACM Transactions on Database Systems 6 (1981), Jun., Nr. 2, S. 213–226
- [12] Lamport, L.:

 A New Solution of Dijkstra's Concurrent Programming Problem.
 In: Communications of the ACM 17 (1974), Aug., Nr. 8, S. 453–455
- [13] 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



Literaturverzeichnis IV

[14] METCALFE, R. M.; BOOGS, D. R.: Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks. In: Communications of the ACM 19 (1976), Jul., Nr. 5, S. 395–404

[15] SCHRÖDER-PREIKSCHAT, W. : Semaphore.

In: Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.): Concurrent Systems — Nebenläufige Systeme.

FAU Erlangen-Nürnberg, 2014 (Vorlesungsfolien), Kapitel 7

[16] WILNER, D.:

Vx-Files: What really happened on Mars?

Keynote at the 18th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '97), Dez. 1997



CAS als **intrinsische Funktion** des Kompilierers:

```
_acquire:
               4(%esp), %ecx # get pointer to lock variable
      movl
                        # want to set lock "true"
               $1, %dl
      movb
   LBB0_1:
                             # come here for retry (while)
           %eax, %eax # test value is "false"
       xorl
      lock
                             # next instruction is atomic
      cmpxchgb %dl, (%ecx) # compare and swap values
               %al, %al # check if "true" was read
      testb
               LBBO_1
                           # if so, retry
      jne
                              # was "false" and is now "true"
10
       ret
```

- 5-7 die eigentliche Umsetzung von CAS, abgebildet auf cmpxchg (x86)
 - wobei lock lediglich die Atomarität dieses Befehls erzwingt
- erkennbar sind auch die recht wenigen zusätzlichen Operationen der Umlaufsperre in der Wartephase (Z. 5–9)

Skalierungsproblem (vgl. S. 13: *bus-lock burst*)

Je mehr Prozesse gleichzeitig in die Schleife eintreten, desto länger die nahtlose Sequenz der busatomaren Befehle cmpxchg.



sei $\Phi =$,,addieren" \sim FAA (*fetch and add*, vgl. S. 17):

```
type FAA(type *ref, type val) {
   atomic { type aux = *ref; *ref = aux + val; }
   return aux;
}
```

■ Reduktion auf eine atomare, in GCC eingebaute intrinsische Funktion:

```
#define FAA __sync_fetch_and_add
```

■ Kompilierung in Assembliersprache (ASM86, AT&T Syntax):

```
_acquire: ...

movl 16(%esp), %eax # get pointer to global variable

movl $1, %ecx # constant term to be added

lock # make next instruction atomic

xaddl %ecx, (%eax) # exchange and add operands

... # ecx now holds the value fetched
```

- sei $\Phi =$ ",einspeichern" \rightsquigarrow FAS (fetch and store)
 - ein weiterer, überaus universell verwendbarer Spezialbefehl
 - Reduktion auf eine atomare, in GCC eingebaute intrinsische Funktion:

```
#define FAS __sync_lock_test_and_set
```

letztlich die Basisoperation, um TAS verfügbar zu machen (vgl. S. 11)



10

11

Verweilzeit bestimmen und absitzen

- ein Parameter, der von der Restlaufzeit des im kritischen Abschnitt operierenden Prozesses und vom Wettstreitgrad abhängt
 - bestenfalls kann dies nur ein gut abgeschätzter Näherungswert sein
- minimale **Datentyperweiterung** (vgl. S. 8) für Sperrexemplare:

```
typedef volatile struct lock {
    bool busy; /* initial: false */
    long time; /* duration of critical section */
} lock_t;
```

- time ist Zeitwert des günstigsten, mittleren oder schlechtesten Falls
 - best-, mean- oder worst-case execution time (BCET, MCET bzw. WCET)
- durch statische Programmanalyse des betreffenden kritischen Bereichs
- im Vergleich zur Zeitanalyse ist der Zeitverbrauch nahezu einfach:

```
void backoff(long time, int rate) {
    volatile long term = time * rate;
    while (term--); /* just spend processor cycles */
```

- eine **Schlafsperre** (*sleeping lock*) gäbe hier den Prozessor frei
- die Unkosten dafür sollten aber in die effektive Verweilzeit einfließen 😊



prozedurale Abstraktion von CAS:

```
_CAS:
1
               %esi
                              # save non-volatile data
       pushl
       movl
               12(%esp), %ecx # get test value
                16(%esp), %edx # get target value
      movl
               8(%esp), %esi # get pointer to shared variable
      movl
               %ecx, %eax # set up test value for CAS
      movl
                              # next instruction is atomic
      lock
      cmpxchgl %edx, (%esi) # compare and swap (CAS) values
            %ecx, %eax # check if CAS succeeded (ZF=1)
      cmpl
       sete %al
                              # expand ZF bit into operand
10
      movzbl %al, %eax # extend operand value to word size
11
               %esi
                              # restore non-volatile data
      popl
12
                              # "true" if succeeded, "false" else
13
       ret
```

- die Unkosten (overhead) im Vergleich zur intrinsischen Funktion des Kompilieres sind beträchtlich
 - drei Befehle (Z. 6–8 bzw. S. 34, Z. 5–7) gegenüber 12 Befehlen
 - Parameterbe- und -entsorgung sowie Prozeduraufruf kämen hinzu...

5.2 Anhang – Transaktionsprinzip



Definition (ABA, auch A-B-A)

The ABA problem is a **false positive** execution of a CAS-based speculation on a shared location L_i. [4, p. 186]

- CAS wurde erfolgreich ausgeführt, die Transaktion scheint gelungen:
 - i die beiden verglichenen Operanden waren identisch, womit die Gültigkeit einer bestimmten Bedingung behauptet wird (positive),
 - ii aber diese Behauptung ist faktisch nicht korrekt (false)
- angenommen Prozesse P_1 and P_2 verwenden gleichzeitig Adresse L_i
 - Wert A gelesen von P_1 aus L_i meint einen bestimmten Zustand S_1 , aber P_1 wird verzögert, bevor der neue Wert an L_i bestätigt werden kann
 - zwischenzeitlich ändert P_2 den Wert an L_i in B und dann zurück in A, meint damit aber einen neuen globalen Zustand $S_2 \neq S_1$
 - P_1 fährt fort, erkennt, dass in L_i der Wert A steht und agiert aber unter der Annahme, dass der globale Zustand S_1 gilt — was jetzt falsch ist
 - die Kritikalität solcher falsch positiven Ergebnisse steht und fällt mit dem Problem: mult ist unkritisch, nicht aber push und pull



Ausgangszustand der Liste: $head \Rightarrow A \Rightarrow B \Rightarrow C$, head ist ref_{CAS} :

	\mathbb{M}	Op.	*ref	old	new	Liste	
1.	P_1	pull	A	Α	В	unverändert	
2.	$\overline{P_2}$	pull	Α	Α	В	ref <i>⇒ B ⇒ C</i>	
3.	P_2	pull	В	В	C	ref ⇔ C	
4.	P_2	push	C	C	A	$\operatorname{ref} \diamond A \diamond C$	
5.	P_1	pull	А	А	В	ref ♦ B ♦ ⓒ	$A \Leftrightarrow C$ verlore

- 1. P_1 wird im pull vor CAS verzögert, behält lokalen Zustand bei
- 2.-4. P₂ führt die drei Transaktionen durch, aktualisiert die Liste
 - 5. P_1 beendet pull mit dem zu 1. gültigen lokalen Zustand
- beachte: das eigentliche Problem ist die Wiederverwendung derselben Adresse, wofür ein **beschränkter Adressvorrat** die Ursache ist
 - in 64-Bit-Systemen ist der Adressvorrat logisch nahezu unerschöpflich...



Kritische Variable mittels "Zeitstempel" absichern

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

- Etikettieren

 Zeiger mit einem Anhänger (tag) versehen
 - Ausrichtung (alignment) ausnutzen, z.B.:

$$sizeof(chain_t) \sim 4 = 2^2 \Rightarrow n = 2$$

$$\Rightarrow chain_t * ist Vielfaches von 4$$

$$\Rightarrow chain_t *_{Bits[0:1]} immer 0$$

■ 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

5.2 Anhang – Transaktionsprinzip

push bzw. pull verändern dann den Anhänger bzw. die Marke des Zählers (item) mit jedem Durchlauf um eine Generation

