Betriebssysteme (BS)

VL 11 – Fadensynchronisation

Volkmar Sieh / **Daniel Lohmann**

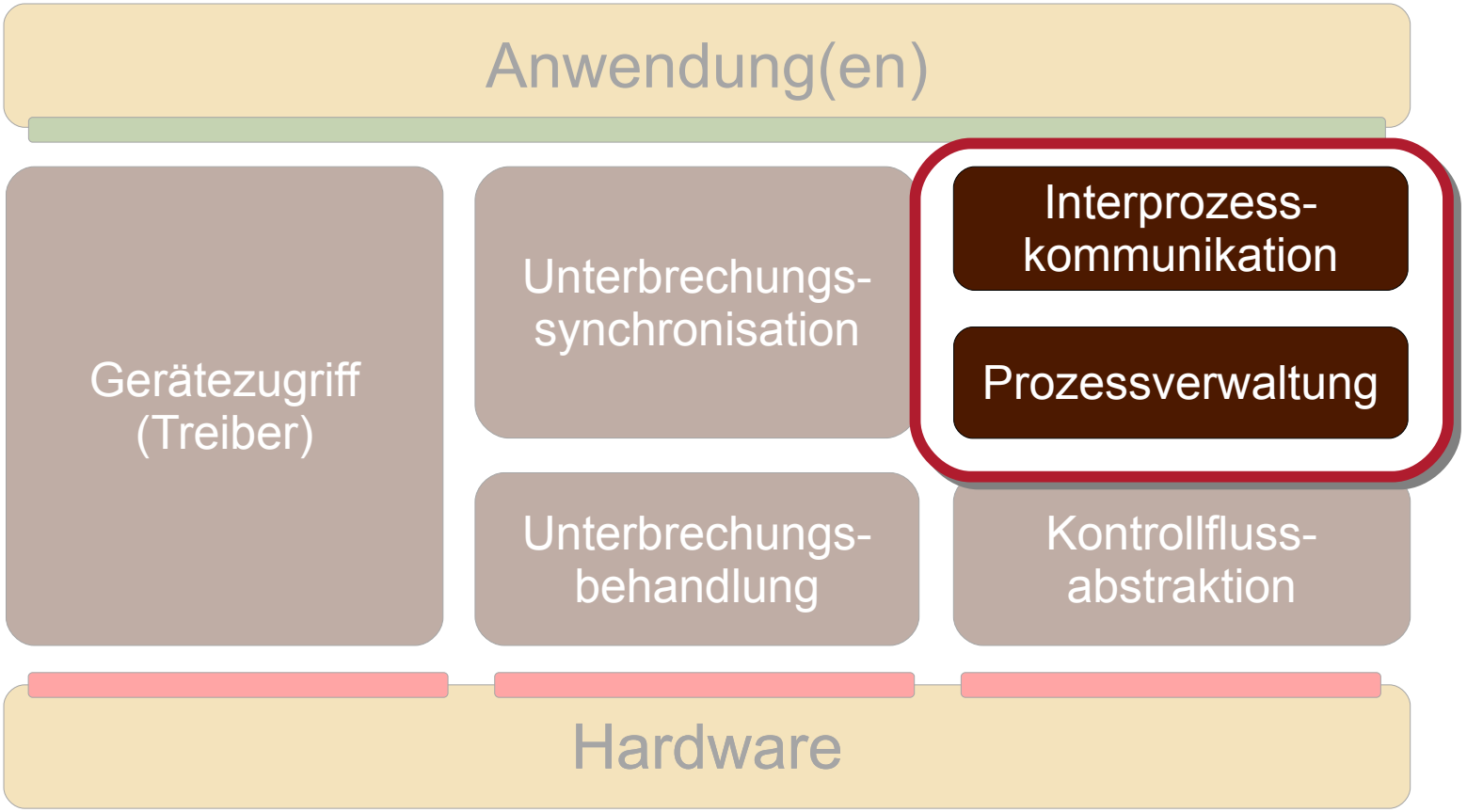
Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität
Erlangen Nürnberg

WS 23 – 17. Januar 2024

https://sys.cs.fau.de/lehre/ws23/bs

Überblick: Einordnung dieser VL

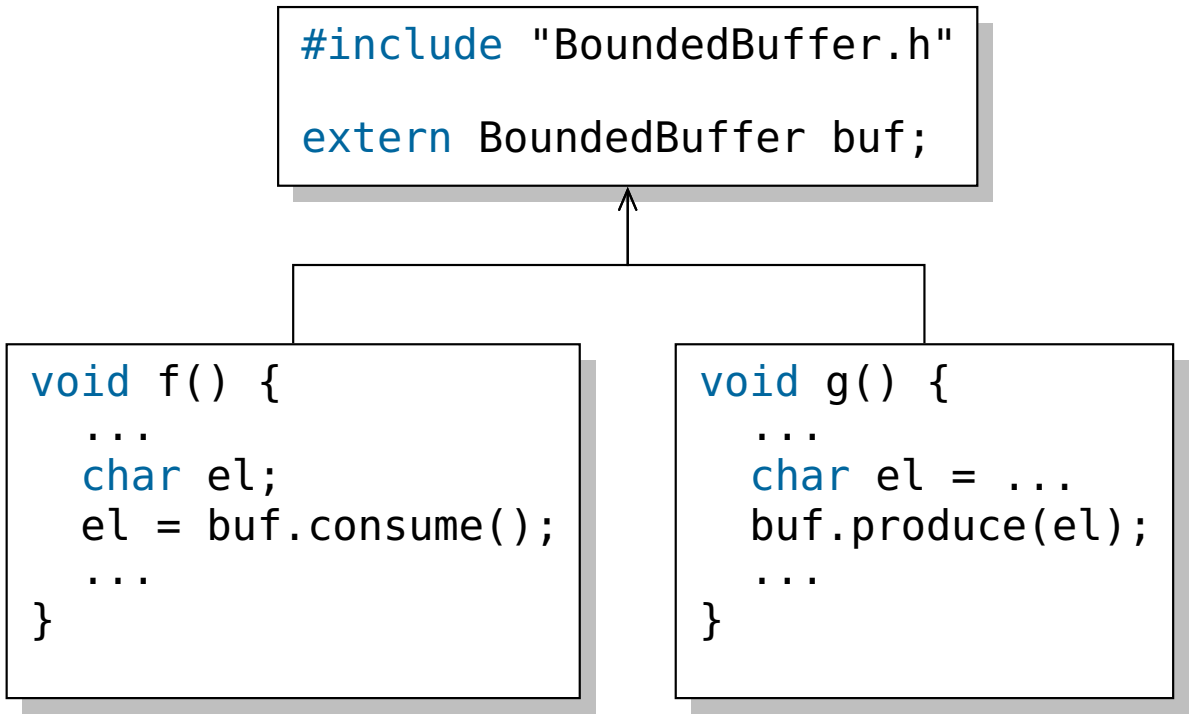


Betriebssystementwicklung

Agenda

Motivation Szenario

- Gegeben: Programmfäden <f> und <g>
  - Präemtives Scheduling (z. B. *round robin*)
  - Zugriff auf gemeinsame Datenstruktur `buf`



Motivation Szenario

- Gegeben: Programmfäden <f> und <g>
  - **Problem:** Pufferzugriffe können überlappen

```
char BoundedBuffer::consume() {
  int elements = occupied;
  if (elements == 0) return 0;
  char result = buf[nextout];
  nextout++; nextout %= SIZE;
```

↯ resume <g>

```
...
void BoundedBuffer::produce(char data) {
  int elements = occupied;
  if (elements == SIZE) return;
  buf[nextin] = data;
  nextin++; nextin %= SIZE;
  occupied = elements + 1;
}
...
```

↯ resume <f>

```
  occupied = elements - 1;
  return result;
}
```

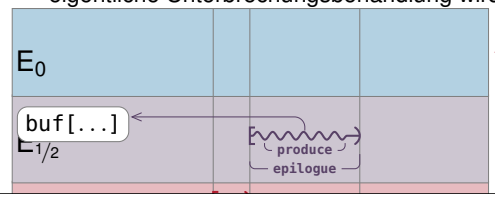
Das hatten wir doch schon mal...

Rückblick: VL 6 – Unterbrechungssynchronisation

Was ist diesmal anders?

Prolog/Epilog-Modell – Ansatz

- **Ansatz:** Latenzverbergung durch zusätzliche Ebene
  - Wir fügen eine weitere *logische* Ebene ein: $E_{1/2}$
    - $E_{1/2}$ liegt zwischen der Anwendungsebene E_0 und den UB-Ebenen $E_{1\ldots n}$
  - Unterbrechungsbehandlung wird zweigeteilt in Prolog und Epilog
    - Prolog arbeitet auf Unterbrechungsebene $E_{1\ldots n}$
    - Epilog arbeitet auf der neuen (Software-)Ebene $E_{1/2}$ (Epilogebene)
  - Zustand liegt (so weit wie möglich) auf der Epilogebene
    - eigentliche Unterbrechungsbehandlung wird nur noch kurz gesperrt

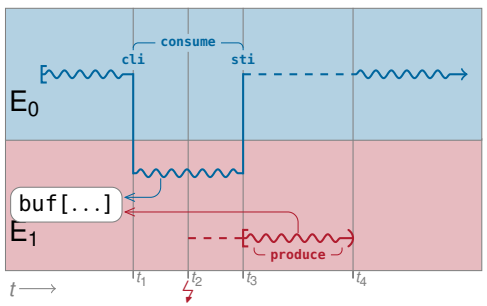


Bounded Buffer – Lösung mit harter Synchronisation

Zugriff „von oben“ wird hart synchronisiert: Für die Ausführung von `consume()` wechselt der Kontrollfluss auf E_1

```
char consume() {
  cli();
  ...
  char result = buf[nextout++];
  ...
  sti();
  return result;
}
```

```
void produce(char data) {
  // hier nichts zu tun
  ...
  buf[nextin++] = data;
  ...
  //hier nichts zu tun
}
```



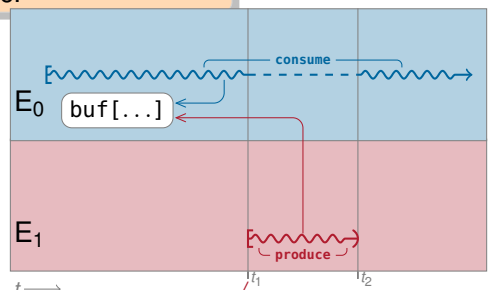
Zustand liegt (logisch) auf E_1

Bounded Buffer – Ansatz mit weicher Synchronisation

Zugriff „von unten“ wird weich synchronisiert: `consume()` liefert ein korrektes Ergebnis, auch wenn während der Abarbeitung `produce()` ausgeführt wurde.

```
char consume() {
  ?
}
```

```
void produce(char data) {
  ?
}
```



Zustand liegt (logisch) auf E_0

Erstes Fazit

- **Bisher:** Konsistenzsicherung bei Zugriffen von Kontrollflüssen aus verschiedenen Ebenen
  - Zustand wurde auf einer Ebene „platziert”
  - Sicherung entweder „von oben” (hart) oder „von unten” (weich)
  - Innerhalb einer Ebene wurde implizit sequentialisiert
- **Nun:** Konsistenzsicherung bei Zugriffen von Kontrollflüssen aus derselben Ebene
  - Fäden können jederzeit durch andere Fäden verdrängt werden
  - Fäden können echt parallel arbeiteten (bei mehreren CPUs)

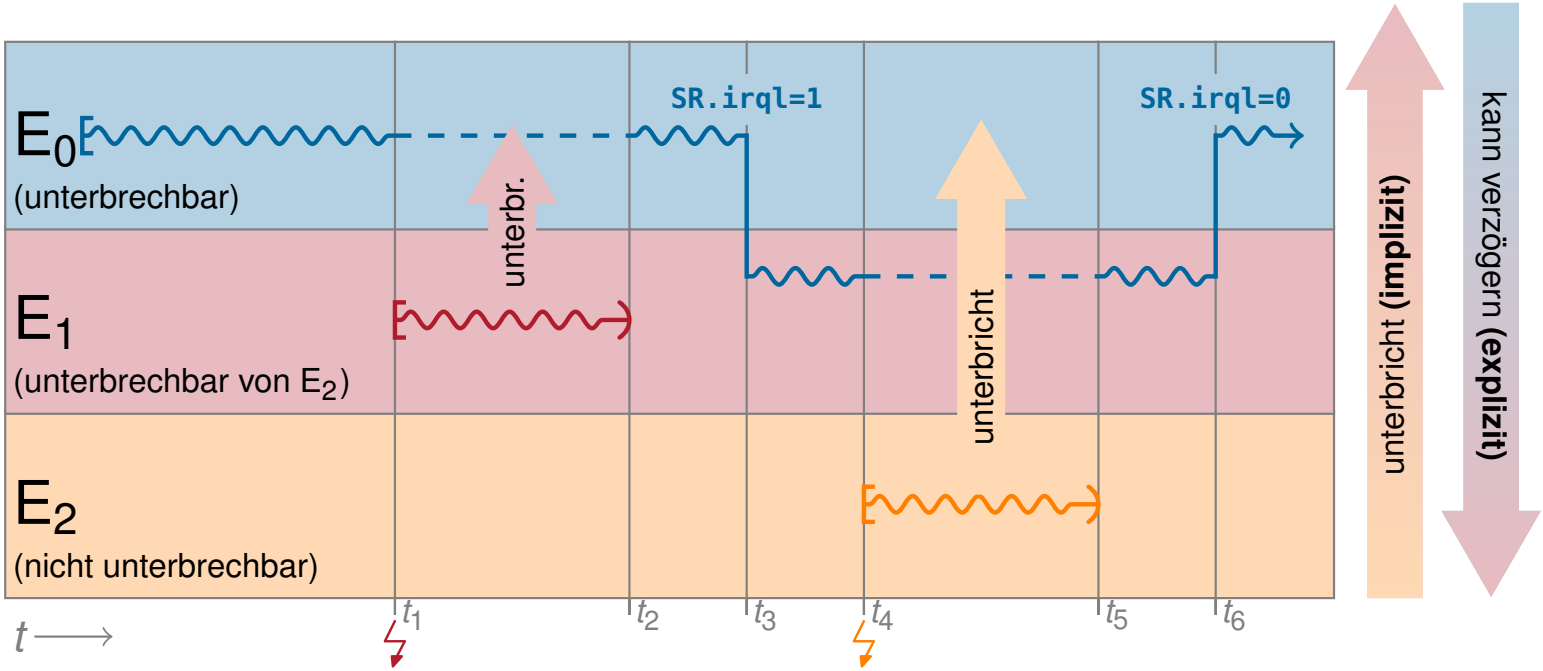
Das ist ja auch der Sinn von Fäden!

Agenda

Prioritätsebenenmodell

(Wiederholung von VL 6)

- Kontrollflüsse auf E_l werden
  1. jederzeit unterbrochen durch Kontrollflüsse von E_m (für $m > l$)
  2. nie unterbrochen durch Kontrollflüsse von E_k (für $k \leq l$)
  3. sequentialisiert mit weiteren Kontrollflüssen von E_l



Prioritätsebenenmodell

(Wiederholung von VL 6)

- Kontrollflüsse auf E_l werden
  1. jederzeit unterbrochen durch Kontrollflüsse von E_m (für $m > l$)
  2. nie unterbrochen durch Kontrollflüsse von E_k (für $k \leq l$)
  3. sequentialisiert mit weiteren Kontrollflüssen von E_l

Das ist der Knackpunkt!

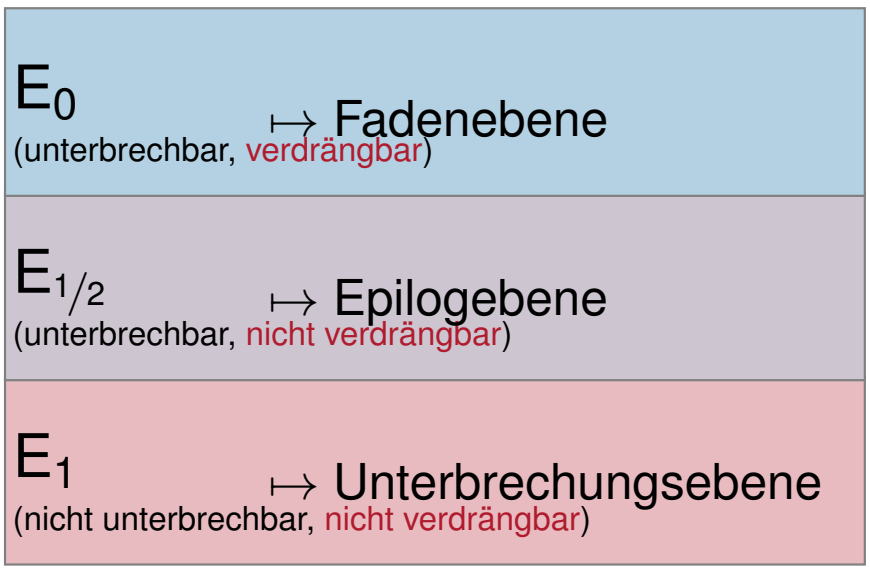
Mit der Unterstützung präemptiver Fäden können wir Annahme 3 nicht länger aufrechterhalten:

- keine *run-to-completion*–Semantik mehr
- Zugriff auf geteilten Zustand nicht mehr implizit sequentialisiert

Dies gilt für alle Ebenen, die Verdrängung (*Preemption*) oder echte Parallelität von Kontrollflüssen erlauben, also insbesondere die Anwendungsebene E_0.

Erweitertes Prioritätsebenenmodell

- Kontrollflüsse auf E_l werden
  1. jederzeit unterbrochen durch Kontrollflüsse von E_m (für $m > l$)
  2. nie unterbrochen durch Kontrollflüsse von E_k (für $k \leq l$)
  3. jederzeit verdrängt durch Kontrollflüsse von E_l (für $l = 0$)



Kontrollflüsse der E_0 (Fadenebene) sind **verdrängbar**.

Für die Konsistenzssicherung auf dieser Ebene brauchen wir zusätzliche **Mechanismen** zur **Fadensynchronisation**.

Agenda

Fadensynchronisation: Annahmen

- Fäden können unvorhersehbar verdrängt werden
  - zu jedem beliebigen Zeitpunkt
  - von beliebigen anderen Fäden höherer, gleicher, oder niedrigerer Priorität ($\hookleftarrow$ Fortschrittsgarantie)
- Annahmen typisch für Arbeitsplatzrechner $\rightsquigarrow$ VL 9
  - *probabilistic, interactive, preemptive, online CPU scheduling*
  - andere Arten des Schedulings werden im Folgenden nicht betrachtet

Problematisch ist hier die Fortschrittsgarantie

Bei rein prioritätsgesteuertem Scheduling (Fäden innerhalb einer Prioritätsstufe werden sequentiell abgearbeitet) könnten wir das Ebenenmodell der Unterbrechungsbehandlung ($\rightsquigarrow$ VL 5) einfach auf Fadenprioritäten ausdehen und vergleichbaren Mechanismen (expliziter Ebenenwechsel, algorithmisch unter der Annahme von *run-to-completion*) synchronisieren.

- typisch für ereignisgesteuerte Echtzeitssysteme $\rightsquigarrow$ [EZS]
- in Windows/Linux: Bereich der Echtzeitprioritäten $\rightsquigarrow$ VL 9
- bei mehreren Kernen bleibt das Problem der echten Parallelität!

Fadensynchronisation: Überblick

- **Ziel:** aus Anwendersicht
  Koordinierung und Interaktion
  - Koordinierung des exklusiven Zugriffs auf wiederverwendbare Betriebsmittel (gegenseitiger Ausschluss) $\rightsquigarrow$ Mutex
  - Interaktion / Koordinierung von konsumierbaren Betriebsmitteln (Synchronisation) $\rightsquigarrow$ Semaphore

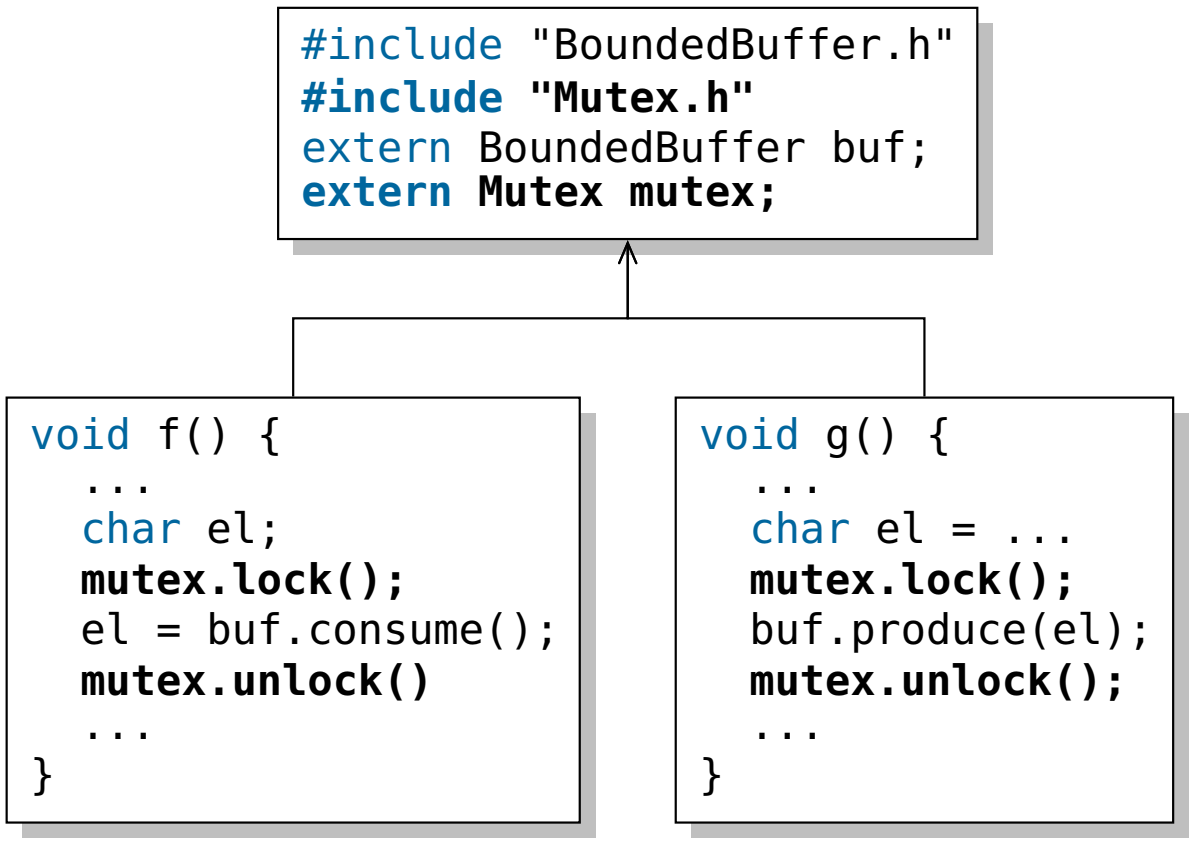
- **Implementierungsansatz:** für den BS-Entwickler
  Steuerung der CPU-Zuteilung an Fäden
  - Fäden werden zeitweise von der Zuteilung ausgenommen
  - „Warten” als BS-Konzept

Im Folgenden befassen wir uns mit der Perspektive der BS-Entwicklerin

Mutex

- **Mutex** $\mapsto$ Kurzform von **mu**tual **ex**clusion
  - Ursprung: Bezeichnername eines zweiwertigen Semaphor, eingesetzt für gegenseitigen Ausschluss [2]
  - allgemein: Algorithmus für die Sicherstellung von gegenseitigem Ausschluss in einem kritischen Gebiet
  - hier: Systemabstaktion `class Mutex`
- Schnittstelle
  - `void Mutex::lock()`
    - Betreten und Sperren des kritischen Gebiets
    - Faden kann blockieren
  - `void Mutex::unlock()`
    - Verlassen und Freigeben des kritischen Gebiets
- Korrektheitsbedingung
  - Es befindet sich maximal ein Faden im kritischen Gebiet
    - Für ausgeführte Operationen gilt: $\sum_{\texttt{lock()}} - \sum_{\texttt{unlock()}} \leq 1$

Mutex: Verwendung



Mutex mit aktivem Warten ($\mapsto$ *spin lock*)

- Implementierung rein auf der Benutzerebene
  - markiere Belegung in boolscher Variable (0 $\mapsto$ frei, 1 $\mapsto$ belegt)
  - warte in `lock()` aktiv, bis Variable 0 wird

```
// __sync_lock_test_and_set ist ein gcc builtin fuer
// (CPU-spezifisches) test-and-set (ab gcc 4.1)
class SpinningMutex {
  volatile int locked;
public:
  SpinningMutex() : locked (0) {}
  void lock() {
    while (__sync_lock_test_and_set(
            &locked, 1) == 1)
      ;
  }
  void unlock() {
    locked = 0;
  }
};
```

```
// g++-4.2 -O3
// -fomit-frame-pointer
lock:
    mov 0x4(%esp),%edx
l1: mov $0x1,%eax
    xchg %eax,(%edx)
    sub $0x1,%eax
    je l1
    repz ret
unlock:
    mov 0x4(%esp),%eax
    movl $0x0,(%eax)
    ret
```

Mutex mit aktivem Warten: Bewertung

- **Vorteile**
  - Konsistenz ist sichergestellt, Korrektheitsbedingung wird erfüllt
    - unter der Vorraussetzung von Fortschrittsgarantie für alle Fäden
  - Synchronisation erfolgt ohne Beteiligung des Betriebssystems
    - keine Systemaufrufe erforderlich
- **Nachteile**
  - aktives Warten verschwendet viel CPU-Zeit
    - mindestens bis die Zeitscheibe abgelaufen ist
    - bei Zeitscheiben von 10–800 msec ganz erheblich!
    - Faden wird eventuell vom Scheduler „bestraft” (⇝ VL 9)

Fazit

Aktives Warten ist – wenn überhaupt – nur auf **Multiprozessormaschinen** eine Alternative.

Mutex mit harter Synchronisation

- Implementierung mit „harter Fadensynchronisation”
  - deaktiviere Verdrängbarkeit vor Betreten des kritischen Gebiets
    - neue Systemoperation: `forbid()`
  - reaktiviere Verdrängbarkeit nach Verlassen des kritischen Gebiets
    - neue Systemoperation: `permit()`

```
class HardMutex {
public:
  void lock() {
    forbid();      // schalte Multitasking ab
  }
  void unlock() {
    permit();      // schalte Multitasking wieder an
  }
};
```

In der Welt der Echtzeitsysteme steht dieses Verfahren hinter dem *non-preemptive critical section (NPCS) protocol* [6, EZS].

Mutex mit harter Synchronisation: Implementierung

- Implementierung durch den Scheduler, z. B. über
  - spezielle nicht verdrängbare Prioritätsklasse
    - OSEK OS / AUTOSAR OS: Ressource `RES_SCHED` [7]
  - eigene Prioritätsebene $E_{1/4}$ für den Scheduler
    - war faktisch so in AmigaOS realisiert
  - `resume()` schaltet einfach zum Aufrufer zurück
- oder ganz einfach durch Betreten der Epilogebene
  - Fadenumschaltung ist üblicherweise auf der Epilogebene angesiedelt
    - so lange ein Faden auf der Epilogebene ist kann er nicht verdrängt werden
    - Vorraussetzung: Kontrollflüsse der Epilogebene werden sequentialisiert
  - $\rightsquigarrow$ **Sequentialisierung auch mit Epilogen!**

```
void forbid() {
  enter();
}
void permit() {
  leave();
}
```

Mutex mit harter Synchronisation: Bewertung

- **Vorteile**
  - Konsistenz ist sichergestellt, Korrektheitsbedingung wird erfüllt
  - einfach zu implementieren
- **Nachteile**
  - Breitbandwirkung
    - alle Fäden (und ggfs. sogar Epiloge!) werden pauschal verzögert
  - Prioritätsverletzung
    - „unbeteiligte" Kontrollflüsse mit höherer Priorität werden verzögert
  - prophylaktisches Verfahren
    - Nachteile werden in Kauf genommen, auch wenn die Wahrscheinlichkeit einer tatsächlichen Kollision sehr klein ist.

Fazit

Fadensynchronisation auf Epilogebene hat viele Nachteile. Sie ist nur auf Einprozessorsystemen für kurze, selten betretene kritische Gebiete geeignet – oder wenn sowieso mit Epilogen synchronisiert werden muss.

Passives Warten: Motivation

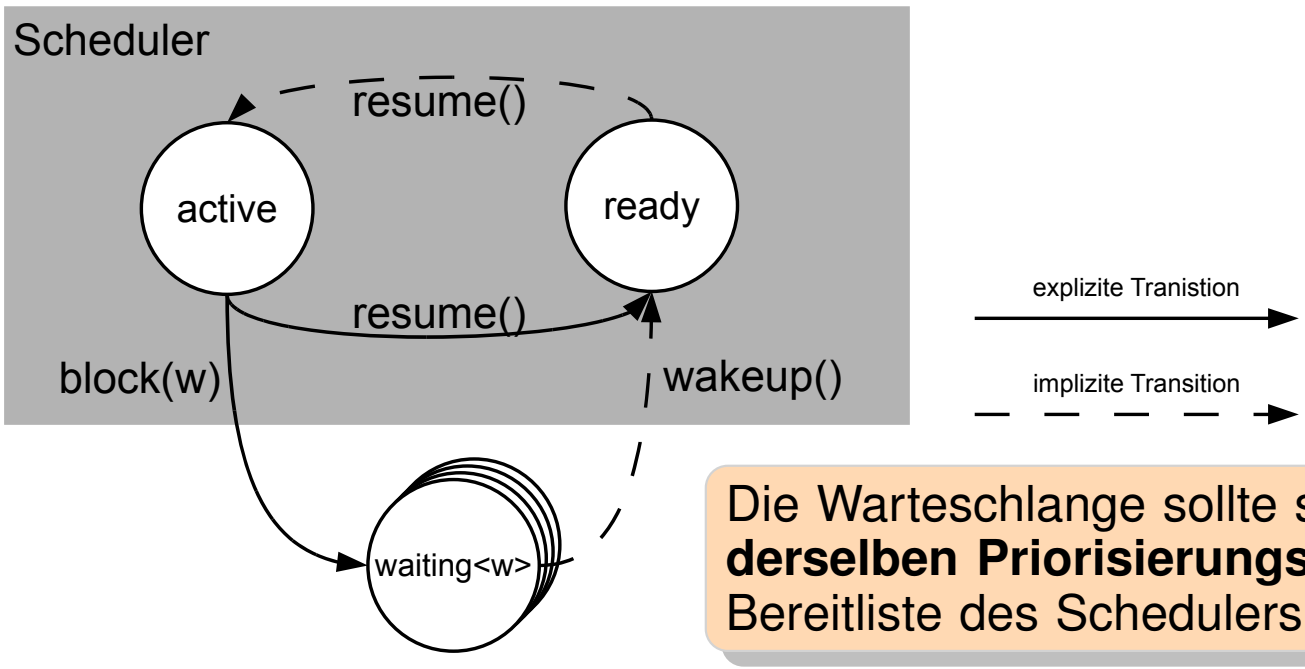
- Bisherige Mutex-Implementierungen sind nicht ideal
  - Mutex mit aktivem Warten
    $\leadsto$ Verschwendung von CPU-Zeit
  - Mutex mit harter Synchronisation
    $\leadsto$ grobgranular, proritätsverletzend

- **Besserer Ansatz:** Faden so lange von der CPU-Zuteilung ausschließen, wie der Mutex belegt ist.

- Erfordert neues BS-Konzept: **passives Warten**
  - Fäden können auf ein Ereignis „passiv warten”
    - passiv warten $\mapsto$ von CPU-Zuteilung ausgeschlossen sein
    - (Neuer) Fadenzustand: *wartend* (auf Ereignis)
  - Eintreffen des Ereignisses bewirkt Verlassen des Wartezustands
    - Faden wird in CPU-Zuteilung eingeschlossen
    - Anschließender Fadenzustand: *bereit*

Passives Warten: Implementierung

- Erforderliche Abstraktionen:
  - Operationen: `block()`, `wakeup()`
    - Betreten bzw. Verlassen des Wartezustands
  - Warteobjekt: `Waitingroom`
    - repräsentiert das Ereignis auf das gewartet wird
    - enthält üblicherweise eine Warteschlange der wartenden Fäden



Die Warteschlange sollte sinnvollerweise mit **derselben Priorisierungsstrategie** wie die Bereitliste des Schedulers verwaltet werden!

Mutex mit passivem Warten: Implementierung

```
class WaitingMutex : public Waitingroom {
  int locked;
public:
  WaitingMutex() : locked (0) {}
  void lock() {
    while (__sync_lock_test_and_set(&locked, 1) == 1)
        scheduler.block(*this);
  }
  void unlock() {
    locked = 0;
    // Maximal einen wartenden Thread holen und aufwecken
    Customer* t = dequeue();
    if (t) scheduler.wakeup(*t);
  }
};
```

Bei dieser Lösung gibt es noch ein Problem...

Mutex mit passivem Warten: Implementierung

```
class WaitingMutex : public Waitingroom {
  int volatile locked;
public:
  WaitingMutex() : locked (0) {}
  void lock() {
    mutex.lock();
    while (locked == 1)
        scheduler.block(*this);
    locked = 1;
    mutex.unlock();
  }
  void unlock() {
    mutex.lock();
    locked = 0;
    // Maximal einen wartenden Thread holen und aufwecken
    Customer* t = dequeue();
    if (t) scheduler.wakeup(*t);
    mutex.unlock();
  }
};
```

`lock()` und `unlock()` bilden ein eigenes kritisches Gebiet

Kann man dieses kritische Gebiet mit einem `Mutex` schützen?

Mutex mit passivem Warten: Implementierung

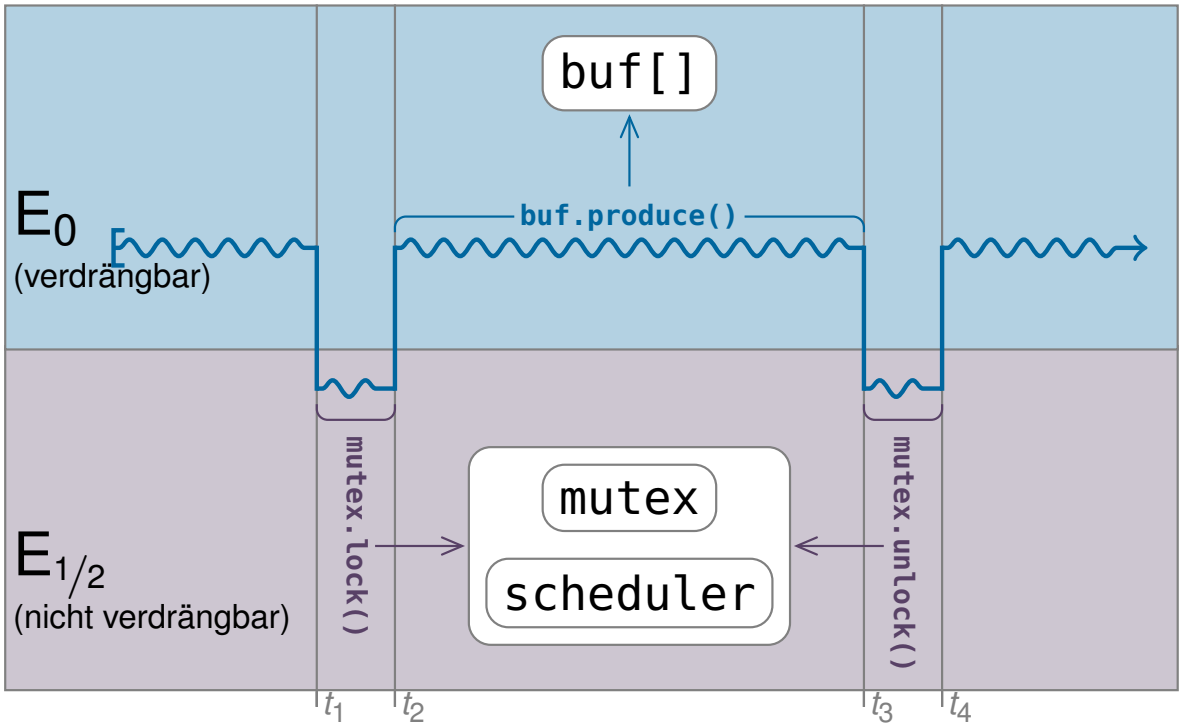
```
class WaitingMutex : public Waitingroom {
  int volatile locked;
public:
  WaitingMutex() : locked (0) {}
  void lock() {
    enter();
    while (locked == 1)
        scheduler.block(*this);
    locked = 1;
    leave();
  }
  void unlock() {
    enter();
    locked = 0;
    // Maximal einen wartenden Thread holen und aufwecken
    Customer* t = dequeue();
    if (t) scheduler.wakeup(*t);
    leave();
  }
};
```

Mit einem `HardMutex` ginge es!

Faktisch schützt man `lock()` und `unlock()` somit, wie hier dargestellt, auf **Epilogebene**.

Mutex mit passivem Warten: Fazit

- Mutex-Zustand liegt nun im Kern auf der Epilogebene
  - genauer: auf derselben Ebene wie der Scheduler Zustand
- Das ist ein allgemein verwendbares Prinzip
  - Implementierung der Synchronisationsmechanismen für E_0-Kontrollflüsse wird auf $E_{1/2}$ synchronisiert.



Noch besser wäre natürlich **weiche Synchronisation**.

Dazu mehr in [CS]!

Semaphore

- Semaphore ist das klassische Synchronisationsobjekt
  - Edgar W. Dijkstra, 1963 [3]
  - In vielen BS: Grundlage für alle Warte-/Synchronisationsobjekte
  - Für uns: Semaphore $\mapsto$ Warteobjekt + Zähler
- Zwei Standardoperationen (mit jeweils diversen Namen [2–4])
  - `prolaag()`, **`P()`**, `wait()`, `down()`, `acquire()`, `pend()`
    - wenn zähler $>$ 0 vermindere Zähler
    - wenn zähler $\leq$ 0 warte bis Zähler $>$ 0 und probiere es noch einmal
  - `verhoog()`, **`V()`**, `signal()`, `up()`, `release()`, `post()`
    - erhöhe Zähler
    - wenn Zähler $=$ 1 wecke gegebenenfalls wartenden Faden
- Es gibt vielfältigste Varianten

Implementierung der Standardvariante erfolgt in der Übung!

Semaphore: Verwendung

- Semantik der Semaphore eignet sich besonders für die Implementierung von Erzeuger/Verbraucher-Szenarien
  - Also für den geordneten Zugriff auf konsumierbare Betriebsmittel
    - Zeichen von der Tastatur
    - Signale, die auf Fadenebene weiterverarbeitet werden sollen
    - ...
  - Interner Zähler repräsentiert die Anzahl der Ressourcen
    - Erzeuger ruft `V()` auf für jedes erzeugte Element.
    - Verbraucher ruft `P()` auf, um ein Element zu konsumieren
      $\rightsquigarrow$ wartet gegebenenfalls.

Beachte!

- `P()` kann auf Fadenebene blockieren, `V()` blockiert jedoch nie!
- Als Erzeuger kommt daher auch ein Kontrollfluss auf Epilogebene oder Unterbrechungsebene in Frage. (Entsprechende Synchronisation des internen Semaphorzustands vorrausgesetzt.)

Semaphore vs. Mutex: Einordnung

- Mutex wird „klassisch“ als binärer Semaphor bezeichnet [2]
  - Mutex $\mapsto$ Semaphore mit initialem Zählerwert 1
  - `lock()` $\mapsto$ `P()`, `unlock()` $\mapsto$ `V()`
- Die Semantik ist (heute) jedoch i. a. deutlich strenger:
  - Ein belegter Mutex hat (implizit oder explizit) einen Besitzer.
    - Nur dieser Besitzer darf `unlock()` aufrufen.
    - Muteximplementierungen in z. B. Linux oder Windows überprüfen dies.
  - Ein Mutex kann (üblicherweise) auch rekursiv belegt werden
    - Interner Zähler: *Derselbe* Faden kann mehrfach `lock()` aufrufen; nach der entsprechenden Anzahl von `unlock()`-Aufrufen ist der Mutex frei
    - Eine Semaphore kann hingegen von *jedem* Faden verändert werden.

Semaphore als Basis aller Dinge?

In vielen BS ist Semaphore die Grundabstraktion für Fadensynchronisation. Sie wird deshalb in der Literatur oft als (notwendige) Implementierungbasis für Mutex, Bedingungsvariable, Leser-Schreiber-Sperre etc. angesehen.

Agenda

Fadensynchronisation unter Windows

- Windows treibt die Idee der Warteobjekte sehr weit
  - **Jedes** Kernobjekt ist (auch) ein Synchronisationsobjekt!
    - explizite Synchronisationsobjekte: Event, Mutex, Timer, Semaphore, ...
    - implizite Synchronisationsobjekte: File, Socket, Thread, Prozess, ...
  - Semantik des Wartens hängt vom Objekt ab
    - Faden wartet auf „signalisiert"-Zustand
    - Zustand wird gegebenenfalls durch erfolgreiches Warten geändert
- Einheitliche, mächtige Systemschnittstelle für alle Objekttypen
  - Jedes Kernobjekt wird repräsentiert durch ein `HANDLE`
  - `WaitForSingleObject(hObject, dwMillisec)`
    - Wartet auf ein Synchronisationsobjekt mit Timeout
  - `WaitForMultipleObjects(nCount, hObjects[], bWaitAll, dwMillisec)`
    - Wartet auf einen Vektor von Synchronisationsobjekten mit Timeout (und/oder Warten, je nach `bWaitAll` = true/false)

Synchronisationsobjekte unter Windows

Objekt	ist signalisiert, wenn	erfolgreiches warten bewirkt
Event	Ändern des Zustands erfolgt explizit durch `SetEvent()` / `ResetEvent()`	zurückgesetzen des Events (nur bei AutoReset-Events)
Mutex	der Mutex verfügbar ist	Besitzname des Mutex
Semaphore	der Zähler der Semaphore > 0 ist	vermindern des Wertes der Semphore um 1
Waitable Timer	ein bestimmter Zeitpunkt erreicht wurde	zurücksetzen des Timers (nur bei AutoReset-Timern)
Change Notification	eine bestimmte Änderung im Dateisystem stattfand	keine Änderung des Zustands
Console Input	Eingabedaten zur Verfügung stehen	keine Änderung, solange Zeichen verfügbar sind
Process	der Prozess terminiert ist	keine Änderung des Zustands
Thread	der Thread terminiert ist	keine Änderung des Zustands
File	eine asynchrone Dateioperation abgeschlossen wurde	keine Änderung des Zustands, bis eine neue Dateioperation begonnen wird
Serial device	Daten verfügbar sind / Dateioperation abgeschlossen wurde	keine Änderung des Zustands, bis eine neue Operation begonnen wird
NamedPipe	eine asynchrone Operation abgeschlossen wurde	keine Änderung des Zustands, bis eine neue Dateioperation begonnen wird
Socket	eine asynchrone Operation abgeschlossen wurde	keine Änderung des Zustands, bis eine neue Operation begonnen wird
Job	Prozesse des Jobs terminiert sind	keine Änderung des Zustands
...		

Kosten der Fadensynchronisation

- Synchronisationsobjekte werden im Kern verwaltet
  - interne Datenstrukturen (Scheduler) $\rightsquigarrow$ Schutz
  - interne Synchronisation $\rightsquigarrow$ Konsistenz
- Das kann ihre Verwendung sehr teuer machen
  - für jede Zustandsänderung muss in den Kern gewechselt werden
  - Benutzer-/Kernmodus-Transitionen sind sehr aufwändig
  - Bei IA32 kommen schnell einige tausend Takte zusammen!
- Bei kurzen kritischen Gebieten mit geringer Wettstreitigkeit (*Contention*) schlägt dies besonders ins Gewicht
  - Die benötigte Zeit, um den Mutex zu akquirieren und freizugeben ist oft ein Vielfaches der Zeit, die das kritische Gebiet belegt ist.
  - Eine tatsächliche Konkurrenzsituation (Faden will in ein bereits belegtes kritisches Gebiet) tritt nur selten auf.

Kosten der Fadensynchronisation

- **Ansatz:** Mutex soweit wie möglich im Benutzermodus verwalten
  - Minimieren der Kosten im Normalfall
    - Normalfall $\mapsto$ kritisches Gebiet ist frei
    - Speziallfall $\mapsto$ kritisches Gebiet ist belegt
- Einführen eines *fast path* für den Normalfall
  - Test, Belegung, und Freigabe erfolgt im Benutzermodus
    - Konsistenz wird algorithmisch / durch atomare CPU-Befehle sichergestellt
  - Warten erfolgt im Kernmodus
    - für den Übergang in den passiven Wartezustand wird der Kern benötigt
  - weitere Optimierung für Multiprozessormaschinen
    - vor dem passiven Warten für begrenzte Zeit aktiv warten
      $\rightsquigarrow$ hohe Wahrscheinlichkeit, dass das kritische Gebiet vorher frei wird

Windows: CRITICAL_SECTION

- Struktur für einen *fast mutex* im Benutzermodus [8, 9]
  - verwendet intern ein Event (Kernobjekt), falls gewartet werden muss
  - Event wird „lazy“ (erst bei Bedarf) erzeugt
- Eigene Systemschnittstelle
  - `EnterCriticalSection(pCS)` / `TryEnterCriticalSection(pCS)`
    - k.G. belegen (blockierend) / versuchen zu belegen (nicht-blockierend)
  - `LeaveCriticalSection(pCS)`
    - kritisches Gebiet verlassen
  - `SetCriticalSectionSpinCount(pCS, dwSpinCount)`
    - Anzahl der Versuche für aktives Warten festlegen (nur auf MP-Systemen)

```
typedef struct _CRITICAL_SECTION {
  LONG LockCount;       // Anzahl der wartenden Threads (-1 wenn frei)
  LONG RecursionCount; // Anzahl der erfolgreichen EnterXXX-Aufrufe
  DWORD OwningThread;  // des Besitzers (OwningThread)
  HANDLE LockEvent;     // internes Warteobjekt, bei Bedarf erzeugt
  ULONG SpinCount;      // Auf MP-Systemem: Anzahl der busy-wait
                        // Versuche, bevor im Kern passiv gewartet wird
} CRITICAL_SECTION, *PCRITICAL_SECTION;
```

Windows: CRITICAL_SECTION

- Struktur für einen *fast mutex* im Benutzermodus [8, 9]
  - verwendet intern ein Event (Kernobjekt), falls gewartet werden muss
  - Event wird „lazy“ (erst bei Bedarf) erzeugt
- Eigene Systemschnittstelle
  - `EnterCriticalSection(pCS)` / `TryEnterCriticalSection(pCS)`
    - k.G. belegen (blockierend) / versuchen zu belegen (nicht-blockierend)
  - `LeaveCriticalSection(pCS)`
    - kritisches Gebiet verlassen
  - `SetCriticalSectionSpinCount(pCS, dwSpinCount)`
    - Anzahl der Versuche für aktives Warten festlegen (nur auf MP-Systemen)

```
typedef struct _CRITICAL_SECTION {
  LONG LockCount;       // Anzahl der wartenden Threads (-1 wenn frei)
  LONG RecursionCount; // Anzahl der erfolgreichen EnterXXX-Aufrufe
  DWORD OwningThread;  // des Besitzers (OwningThread)
  HANDLE LockEvent;    // internes
  ULONG SpinCount;     // Auf MP-Sy
                       // Versuche,
} CRITICAL_SECTION, *PCRITICAL_SECT
```

Unter Linux gibt es ab Kernel 2.6 mit Futexes (*F*ast *u*ser-mode mu*texes*) ein vergleichbares, noch deutlich mächtigeres Konzept. [1, 5]

Agenda

Zusammenfassung: Fadensynchronisation

- Programmfäden können jederzeit verdrängt werden
  - präemptives, probabilistisches Multitasking
  - keine run-to-completion–Semantik
  - Zugriff auf geteilten Zustand muss gesondert synchronisiert werden
- Fadensynchronisation: Ein Markt der Möglichkeiten
  - Mutex für gegenseitigen Ausschluss
  - Semaphore für Erzeuger-/Verbraucher-Szenarien
  - viele weitere Abstraktionen möglich: Leser-/Schreiber–Sperren, Vektorsemaphoren, Bedingungsvariablen, Timeouts, ...
- Grundlage ist ein BS-Konzept für passives Warten
  - Fundamentale Eigenschaft von Fäden: Sie können warten
  - aktives Warten und harte Fadensynchronisation sind (nur) in Ausnahmefällen sinnvoll

Referenzen

Ulrich Depper. *Futexes are tricky*. Techn. Ber. (Version 1.5). Red Hat Inc., Aug. 2009. URL: https://akkadia.org/drepper/futex.pdf (besucht am 06. 01. 2011).

Edsger Wybe Dijkstra. *Cooperating Sequential Processes*. Techn. Ber. (Reprinted in *Great Papers in Computer Science*, P. Laplante, ed., IEEE Press, New York, NY, 1996). Eindhoven, The Netherlands: Technische Universiteit Eindhoven, 1965. URL: https://www.cs.utexas.edu/users/EWD/ewd01xx/EWD123.PDF.

Edsger Wybe Dijkstra. „Multiprogrammering en de X8“. circulated privately. Juni 1963. URL: https://www.cs.utexas.edu/users/EWD/ewd00xx/EWD57.PDF (besucht am 06. 01. 2011).

Per Brinch Hansen. *Betriebssysteme*. München: Carl Hanser Verlag, 1977. ISBN: 3-446-12105-6.

Matthew Kirkwood Hubertus Franke Rusty Russell. „Fuss, futexes and furwocks: Fast Userlevel Locking in Linux“. In: *Proceedings of the Ottawa Linux Symposium* (Ottawa, OT, Canada, 26. Juni 2002–29. Juni 2002). Hrsg. von Andrew J. Hutton, Stephanie Donovan und C. Craig Ross. Juni 2002, S. 479–495.

Referenzen (Forts.)


Aloysius K. L. Mok. „Fundamental Design Problems of Distributed Systems for the Hard Real-Time Environment“. Diss. Cambridge, MA, USA: Massachusetts Institute of Technology, MIT, Mai 1983.


OSEK/VDX Group. *Operating System Specification 2.2.3*. Techn. Ber. OSEK/VDX Group, Feb. 2005.


Matt Pietrek und Russ Osterlund. „Break Free of Code Deadlocks in Critical Sections Under Windows“. In: *MSDN Magazine* 18 (12 Dez. 2003). ISSN: 1528-4859. URL: http://msdn.microsoft.com/en-us/magazine/cc164040.aspx (besucht am 06. 01. 2011).


Jeffrey Richter. *Windows via C/C++*. 5. Aufl. Microsoft Press, 2007. ISBN: 978-0735624245.


Wolfgang Schröder-Preikschat. *Concurrent Systems*. Vorlesung mit Übung. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 4, 2015 (jährlich). URL: https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V_CS.


Peter Ulbrich. *Echtzeitsysteme*. Vorlesung mit Übung. Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Lehrstuhl für Informatik 4, 2015 (jährlich). URL: https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS15/V_EZS.