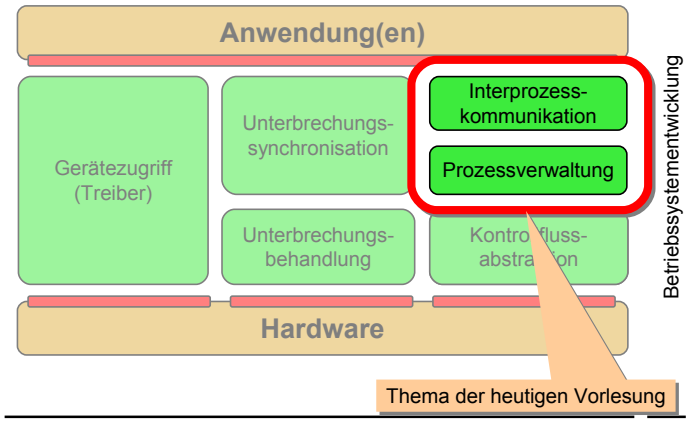
Betriebssysteme (BS)

Fadensynchronisation

Daniel Lohmann

Lehrstuhl für Informatik 4
Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Überblick: Vorlesungen



Agenda

- Motivation / Problem
- Kontrollflussebenenmodell mit Fäden
- Fadensynchronisation
  - Randbedingungen
  - Mutex, Implementierungsvarianten
  - Konzept des passiven Wartens
  - Semaphore
- Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows
- Zusammenfassung

Agenda

- **Motivation / Problem**
- Kontrollflussebenenmodell mit Fäden
- Fadensynchronisation
  - Randbedingungen
  - Mutex, Implementierungsvarianten
  - Konzept des passiven Wartens
  - Semaphore
- Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows
- Zusammenfassung

Motivation: Szenario

- Gegeben: Programmfäden <f> und <g>
  - präemtives Round-Robin – Scheduling
  - Zugriff auf gemeinsamen Puffer `buf`

```
#include „BoundedBuffer.h“

extern BoundedBuffer buf;
```

```
void f() {
  ...
  char el;
  el = buf.consume();
  ...
}
```

```
void g() {
  ...
  char el = ...
  buf.produce( el );
  ...
}
```


Motivation: Konsistenzprobleme

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

resume

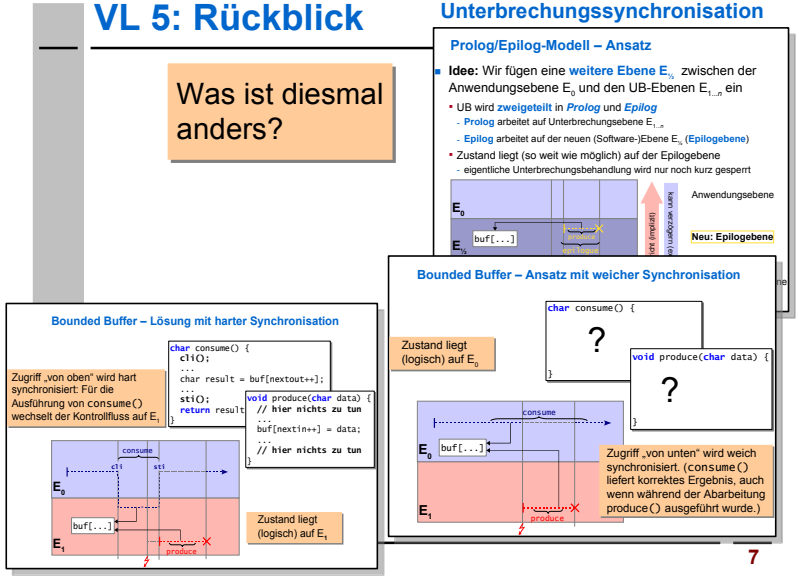
resume

```
char BoundedBuffer::consume() {
  int elements = occupied;
  if (elements == 0) return 0;
  char result = buf[nextout];
  nextout++; nextout %= SIZE;
  |
  |   ...
  |   void BoundedBuffer::produce(char data) {
  |     int elements = occupied;
  |     if (elements == SIZE) return;
  |     buf[nextin] = data;
  |     nextin++; nextin %= SIZE;
  |     occupied = elements + 1;
  |   }
  |   ...
  |
  occupied = elements - 1;
  return result;
}
```

Das hatten wir doch schon mal...

VL 5: Rückblick

Was ist diesmal anders?



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

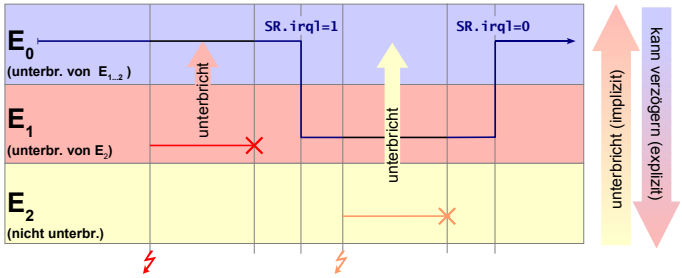
Das ist ja auch der Sinn von Fäden!

Agenda

- Motivation / Problem
- **Kontrollflussebenenmodell mit Fäden**
- Fadensynchronisation
  - Randbedingungen
  - Mutex, Implementierungsvarianten
  - Konzept des passiven Wartens
  - Semaphore
- Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows
- Zusammenfassung

Kontrollflussebenenmodell

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



Kontrollflussebenenmodell

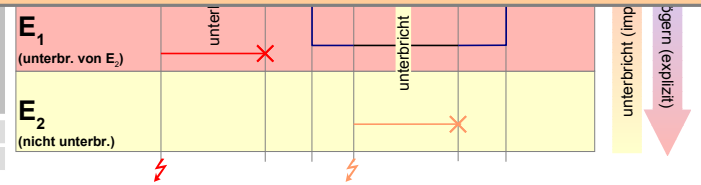
- Kontrollflüsse auf Ebene E_l sind
  1. **jederzeit unterbrechbar** durch Kontrollflüsse von E_m (für $m > l$)
  2. **nie unterbrechbar** durch Kontrollflüsse von E_k (für $k \leq l$)
  3. **sequentialisiert mit weiteren Kontrollflüssen von E_l**

Mit der Unterstützung **präemtiver Fäden** können wir diese **Annahme** nicht länger aufrechterhalten!

keine *run-to-completion*–Semantik mehr

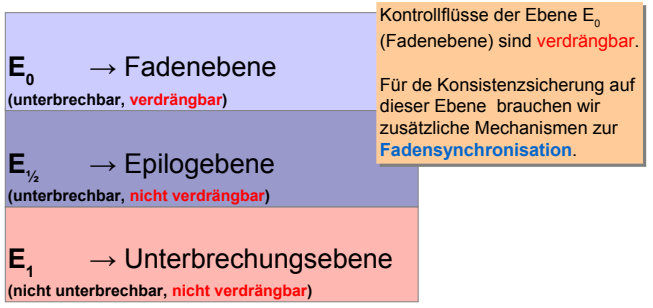
Zustandszugriffe (aus derselben Ebene) sind nicht mehr implizit sequentialisiert

gilt für alle Ebenen, die Verdrängung (*Preemption*) von Kontrollflüssen erlauben; üblicherweise ist das die Anwendungsebene E_0



Erweitertes Kontrollflussebenenmodell

- Kontrollflüsse auf Ebene E_l sind
  1. **jederzeit unterbrechbar** durch Kontrollflüsse von E_m (für $m > l$)
  2. **nie unterbrechbar** durch Kontrollflüsse von E_k (für $k \leq l$)
  3. **jederzeit verdrängbar** durch Kontrollflüsse von E_l (für $l = 0$)



Fadensynchronisation: Annahmen

- Fäden können **unvorhersehbar** verdrängt werden
  - zu jeder Zeit (auch durch externe Ereignisse)
    - Unterbrechungen
  - von beliebigen anderen Fäden (Fortschrittsgarantie)
    - höherer, gleicher oder niedrigerer Priorität
- Annahmen sind typisch für Arbeitsplatzrechner
  - *probabilistic, interactive, preemtive, online CPU scheduling*
  - andere Arten des Schedulings werden hier nicht betrachtet

Es vor allem die **Fortschrittsgarantie**, die uns das Leben schwer macht.

In rein prioritätengesteuerten Systemen, in denen die Fäden innerhalb einer Prioritätsstufe sequentiell abgearbeitet werden, könnten wir das Prioritätsebenenmodell der Unterbrechungsbehandlung einfach auf Fadenprioritäten ausdehnen und mit vergleichbaren Mechanismen (expliziter Ebenenwechsel, algorithmisch) synchronisieren.
(→ ereignisgesteuerte Echtzeitsysteme, → VL *Echtzeitsysteme*)

Agenda

- Motivation / Problem
- Kontrollflussebenenmodell mit Fäden
- **Fadensynchronisation**
  - **Randbedingungen**
  - **Mutex, Implementierungsvarianten**
  - Konzept des passiven Wartens
  - Semaphore
- Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows
- Zusammenfassung

Fadensynchronisation: Überblick

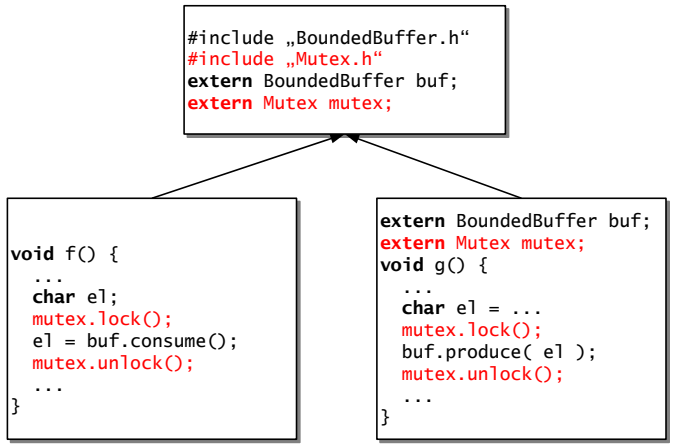
- Ziel (für den Anwender):
  Koordinierung des Zugriffs auf **Betriebsmittel**
  - Koordinierung des exklusiven Zugriffs auf wiederverwendbare Betriebsmittel → **Mutex**
  - Interaktion / Koordinierung von konsumierbaren Betriebsmitteln → **Semaphore**
- Implementierungsansatz (für den BS-Entwickler):
  Koordinierung der CPU-Zuteilung an **Fäden**
  - Bestimmte Fäden werden zeitweise von der Zuteilung der CPU ausgenommen → „Warten“ als BS-Konzept

Im Folgenden befassen wir uns mit der Perspektive des BS-Entwicklers

Mutex – gegenseitiger Ausschluss

- Mutex: Kurzform vom *mut*ual *ex*clusion
  - allgemein: ein Algorithmus für die Sicherstellung von gegenseitigem Ausschluss in einem kritischen Gebiet
  - hier: eine Systemabstraktion `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: $\sum_{exec}$ `lock()` $-$ $\sum_{exec}$ `unlock()` ≤ 1
  - zu jedem Zeitpunkt befindet sich maximal ein Faden im kritischen Gebiet

Mutex: Verwendung



Mutex: mit aktivem Warten

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

```
// __sync_lock_test_and_set ist ein gcc builtin für
// (CPU-spezifisches) test-and-set (ab gcc 4.1)
class SpinningMutex {
  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)
    test   %eax,%eax
    je     l1
    repz ret
unlock:
     mov    0x4(%esp),%eax
     movl   $0x0,(%eax)
     ret
```


Bewertung: Mutex mit aktivem Warten

- **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“

Aktives Warten ist, wenn überhaupt, nur auf Multiprozessormaschinen eine echte Alternative.

Mutex: mit „harter Synchronisation“

- Implementierung mit „harter Fadensynchronisation“
  - Ansatz:
    - deaktiviere Multitasking vor Betreten des kritischen Gebiets
    - reaktiviere Multitasking nach Verlassen des kritischen Gebiets
  - erfordert Möglichkeit, präemtives Verdrängen zu unterbinden
    - Spezielle Operationen: `forbid()`, `permit()`

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

Mutex: mit „harter Synchronisation“

- Implementierung von `forbid()` und `permit()`
  - z.B. durch den Scheduler
    - spezielle nicht verdrängbare „Echzeitpriorität“
    - eigene Prioritätsebene $E_{¼}$ für den Scheduler
    - `resume()` schaltet einfach immer wieder zum Aufrufer zurück
- oder ganz einfach auf Epilogebene
  - Fadenumschaltung ist üblicherweise auf der Epilogebene angesiedelt
    - Kontrollflüsse der Epilogebene sind sequentialisiert
    - solange ein Faden auf der Epilogebene ist, kann er also nicht verdrängt werden
  - Folge: Sequentialisierung auch mit Epilogen!

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

Bewertung: Mutex mit „harter Synchronisation“

- **Vorteile**
  - Konsistenz ist sichergestellt, Korrektheitsbedingung wird erfüllt
  - Einfach zu implementieren
- **Nachteile**
  - Breitbandwirkung
    - es werden pauschal alle Fäden (und eventuell sogar Epiloge!) verzögert
  - Prioritätsverletzung
    - es werden Kontrollflüsse verzögert, die eine höhere Priorität haben
  - prophylaktisches Verfahren
    - Nachteile werden in Kauf genommen, obwohl die Wahrscheinlichkeit, dass tatsächlich eine Kollision eintritt, sehr klein ist.

Fadensynchronisation auf Epilogebene hat viele Nachteile. Sie ist aber durchaus geeignet für sehr kurze, selten betreten kritische Gebiete – oder wenn sowieso mit Epilogen synchronisiert werden muss.

Agenda

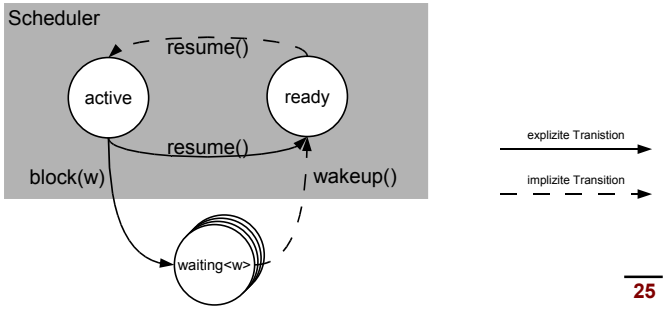
- Motivation / Problem
- Kontrollflussebenenmodell mit Fäden
- **Fadensynchronisation**
  - Randbedingungen
  - Mutex, Implementierungsvarianten
  - **Konzept des passiven Wartens**
  - **Semaphore**
- Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows
- Zusammenfassung

passives Warten

- Bisherige Mutex-Implementierungen sind nicht ideal
  - Mutex mit aktivem Warten: Verschwendung von CPU-Zeit
  - Mutex mit harter Synchronisation: 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 → von CPU-Zuteilung ausgeschlossen sein
    - Neuer Fadenzustand: wartend (auf Ereignis)
  - Eintreffen des Ereignisses bewirkt Verlassen des Wartezustands
    - Faden wird in CPU-Zuteilung eingeschlossen
    - Fadenzustand: bereit

BS-Konzept: passives Warten

- Erforderliche Abstraktionen:
  - Scheduler-Operationen: `block()`, `wakeup()`
  - Warteobjekt: `Waitingroom`
    - repräsentiert das Ereignis auf das gewartet wird
    - üblicherweise eine Warteschlange der wartenden Fäden



BS-Konzept: passives Warten

- Scheduler-Operationen
  - `block(Waitingroom& w)`
    - reihe aktiven Faden (Aufrufer) in die Schlange des Warteobjekts w ein
    - aktiviere anderen Faden (von Bereitliste)
  - `wakeup(Customer& t)`
    - reihe t in Bereitliste ein
- Waitingroom-Operationen
  - `enqueue(Customer*)`
  - `Customer* dequeue()`

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

Mutex: mit passivem Warten

```
class WaitingMutex : public Waitingroom {
  int locked;
public:
  WaitingMutex() : locked (0) {}
  void lock(){
    while( __sync_lock_test_and_set( &locked, 1) == 0 )
        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

```
class WaitingMutex : public Waitingroom {
  int volatile locked;
public:
  SpinningMutex() : 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

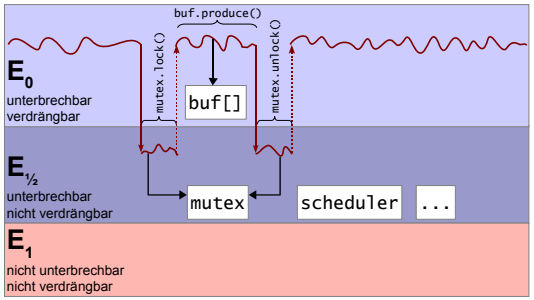
```
class WaitingMutex : public Waitingroom {
  int volatile locked;
public:
  SpinningMutex() : locked (0) {}
  void lock(){
    enter();
    while( locked == 1 )
        scheduler.block( *this
    locked = 1;
    leave();
  }
  void unlock() {
    enter();
    locked = 0;
    // Maximal einen wartenden 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**.

Fazit: Implementierung von Warten

- Mutex-Zustand liegt nun **im Kern** auf Epilogebene
  - genau genommen: auf derselben Ebene wie der Scheduler-Zustand
- Das ist ein **allgemeines Prinzip**
  - **Implementierung** der Synchronisationsmechanismen für E_0-Kontrollflüsse wird auf $E_{½}$ synchronisiert.



Semaphore

- Semaphore ist *das* klassische Synchronisationsobjekt
  - Edgar W. Dijkstra, 1962 [2]
  - In vielen BS: Grundlage für alle Warte-/Synchronisationsobjekte
  - Für uns: Semaphore = Warteobjekt + Zähler
- Operationen
  - zwei Standardoperationen (mit jeweils diversen Namen [2,3,5])
  - `prolaag()`, **`P()`**, `wait()`, `down()`, `acquire()`, `pend()`
    - wenn zähler > 0 vermindere Zähler
    - wenn zähler ≤ 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 Resourcen
    - Erzeuger ruft `V()` auf für jedes erzeugte Element.
    - Verbraucher ruft `P()` auf, um ein Element zu konsumieren; wartet gegebenenfalls.

`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 Semaphorenzustands vorrausgesetzt.)

Semaphore vs. Mutex: Einordnung

- Ein Mutex wird oft als zweiwertige Semaphore verstanden
  - Mutex → Semaphore mit initalem Zählerwert 1
  - `lock()` → `P()`, `unlock()` → `V()`
- Die Semantik ist jedoch eine andere
  - 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 erhöht oder vermindert werden.

In vielen BS ist Semaphore die **Grundabstraktion** für Synchronisationsobjekte. Sie wird deshalb als **Implementierungsbasis** für Mutexe, Bedingungsvariablen, Leser-Schreiber-Sperren, ... verwendet.

Agenda

- Motivation / Problem
- Kontrollflussebenenmodell mit Fäden
- Fadensynchronisation
  - Randbedingungen
  - Mutex, Implementierungsvarianten
  - Konzept des passiven Wartens
  - Semaphore
- **Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows**
- Zusammenfassung

Synchronisation 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 Systemschnittstelle für alle Objekttypen
  - Kernobjekt wird repräsentiert durch ein HANDLE
  - WaitForSingleObject(hObject, dwMillisec)
    - Warten auf ein Synchronisationsobjekt mit Timeout
  - WaitForMultipleObjects(nCount, hObjects[], bWaitAll, dwMillisec)
    - Warten auf ein oder mehrere Synchronisationsobjekte 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 (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 (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 (Win 2000)	alle Prozesse des Jobs terminiert sind	keine Änderung des Zustands

Synchronisation und Kosten

- Synchronisationsobjekte werden im Kern verwaltet
  - kritische Datenstrukturen → Schutz
  - interne Synchronisation auf Epilogebene → 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 Mutexen fällt dieser Aufwand besonders ins Gewicht
  1. Die benötigte Zeit, um den Mutex zu sperren und freizugeben ist oft ein Vielfaches der Zeit, die das kritische Gebiet belegt ist.
  2. Eine tatsächliche Konkurrenzsituation (Faden will in ein bereits belegtes kritisches Gebiet) tritt nur selten auf.

Synchronisation und Kosten

- Ansatz: Mutex soweit wie möglich im **Benutzermodus** verwalten
  - Minimieren der Kosten im Normalfall
    - Normalfall: kritisches Gebiet ist frei
    - Speziallfall: kritisches Gebiet ist belegt
- Einführen eines *fast path* für den Normalfall
  - Test, Belegung, und Freigabe im Benutzermodus
    - Konsistenz wird algorithmisch / durch atomare CPU-Befehle sichergestellt
  - Warten 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
    - hohe Wahrscheinlichkeit, dass das kritische Gebiet vorher frei wird

Windows: CRITICAL_SECTION

- Struktur für einen *fast mutex* im Benutzermodus [8]
  - 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]
  - 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
  LONG RecursionCount; // Anzahl der
  DWORD OwningThread;  // des Besitze
  HANDLE LockEvent;     // internes Wa
  ULONG SpinCount;      // Auf MP-Syst
                        // Versuche, b
} CRITICAL_SECTION, *PCRITICAL_SECTION;
```

Unter Linux gibt es ab Kernel 2.6 mit ***Futexes*** (*Fast u*ser-mode mu*texes*) ein vergleichbares, noch deutlich mächtiges Konzept. [7,6]

Agenda

- Motivation / Problem
- Kontrollflussebenenmodell mit Fäden
- Fadensynchronisation
  - Randbedingungen
  - Mutex, Implementierungsvarianten
  - Konzept des passiven Wartens
  - Semaphore
- Beispiel: Synchronisationsobjekte unter Windows
- **Zusammenfassung**

Zusammenfassung

- Programmfäden können jederzeit verdrängt werden
  - präemptives, probabilistisches Mutlitasking
  - 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 sin (nur) in Ausnahmefällen sinnvoll

Das Lehrstuhl 4 BS-Team wünscht...

Frohe Weihnachten und einen guten Rutsch

Bibliographie

[1] K. R. Apt. Edsger Wybe Dijkstra (1930 – 2002): A Portrait of a Genius. http://arxiv.org/pdf/cs.GL/0210001, 2002.

[2] E. W. Dijkstra. Multiprogrammering en de X8, 1962. [4].

[3] E. W. Dijkstra. Cooperating Sequential Processes. Technical report, Technische Universiteit Eindhoven, Eindhoven, The Netherlands, 1965. (Reprinted in Great Papers in Computer Science, P. Laplante, ed., IEEE Press, New York, NY, 1996).

[4] E. W. Dijkstra. EWD Archive: Home. http://www.cs.utexas.edu/users/EWD, 2002.

[5] P. B. Hansen. Betriebssysteme. Carl Hanser Verlag, erste edition, 1977. ISBN 3-446-12105-6.

[6] Ulrich Drepper. Futexes are tricky. http://people.redhat.com/drepper/futex.pdf, 2005

[7] Hubertus Franke, Rusty Russell, Matthew Kirkwood, Fuss, futexes and furwocks: Fast Userlevel Locking in Linux, Ottawa Linux Symposium. http://www.linux.org.uk/~ajh/ols2002_proceedings.pdf.gz, 2002.

[8] Matt Pietrek, Russ Osterlund. Break Free of Code Deadlocks in Critical Sections Under Windows. MSDN Magazine http://msdn.microsoft.com/msdnmag/issues/03/12/CriticalSections/default.aspx#S2, 2003