Aufgabe 4: Thread Synchronization

Echtzeitsysteme - Übungen zur Vorlesung

Peter Ulbrich, Martin Hoffmann

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg
Lehrstuhl Informatik 4 (Verteilte Systeme und Betriebssysteme)
www4.informatik.uni-erlangen.de

14. Dezember 2010

Synchronisation in ereignisgesteuerten Systemen

- explizite Synchronisation notwendig

  ⇝ daraus ergeben sich (neue) Probleme
  - (unkontrollierte) Prioritätsumkehr
  - Verklemmungen (Deadlocks)

  ⇝ Lösung: spezielle Synchronisationsprotokolle
  - blockierend und nicht-blockierend
  - Verdrängungssteuerung
  - Prioritätsvererbung
  - Prioritätsobergrenzen

Prioritätsumkehr (engl. *Priority Inversion*)

- Prioritätsumkehr
  - Betriebsmittel (BM) wird von nieder-priorem Job gehalten

  $\rightsquigarrow$ unvermeidbar bei blockierender Synchronisation
    - aber kontrollierbar

- unkontrollierte Prioritätsumkehr
  - BM-Freigabe wird von unbeteiligtem Job verzögert
  - vgl. Mars Pathfinder

Verklemmungen (engl. *Deadlocks*)

> *"Zwei oder mehr nebenläufige Aktivitätsträger warten auf einen der jeweils anderen Aktivitätsträger."*

- Wann kann es zu Verklemmung kommen?
- 3 notwendige Bedingungen
  - exklusive Belegung von BM (engl. *mutual exclusion*)
  - Nachforderung von BM (engl. *hold and wait*)
  - kein Entzug von BM (engl. *no preemption*)
- 1 hinreichende Bedingung
  - zirkulares Warten (engl. *circular wait*)

Non-preemptive Critical Sections (NPCS)

- keine Verdrängung innerhalb kritischer Abschnitte

$\rightsquigarrow$ verhindert unkontrollierte Prioritätsumkehr

$\rightsquigarrow$ verhindert Verklemmungen

Vorteile

- sehr simple Implementierung
- kein a-priori Wissen

Nachteile

- Blockade höher-priorer Jobs
- auch ohne BM-Konflikt

Prioritätsvererbung (engl. *Priority Inheritance* - PIP)

- Verdrängung innerhalb des kritischen Abschnitts erlaubt
- unterbrechender Job (höher-prior) blockiert an BM-Anforderung
- verdrängter Job erbt dessen Priorität

$\rightsquigarrow$ verhindert unkontrollierte Prioritätsumkehr

Vorteile

- keine unnötige Blockade
- kein a-priori Wissen

Nachteile

- komplexere Implementierung
- transitive Blockierung

Prioritätsobergrenzen (engl. *Priority Ceiling* - PCP)

- Prioritätsvererbung
- Ordnung über alle BM

$\rightsquigarrow$ verhindert unkontrollierte Prioritätsumkehr

$\rightsquigarrow$ verhindert Verklemmungen

- Ordnung der BM
  - Prioritätsobergrenze des BM $\rightsquigarrow$ $max(p_i)$ aller belegenden Tasks
  - globale Prioritätsobergrenze Π
- Belegung eines BM
  - globale Prioritätsobergrenze wird im System verwaltet
  - ändert sich mit der BM-Belegung/Freigabe
    - Anhebung bei der Belegung: $\Pi = p_{bm}$
    - Absenkung bei der Freigabe: $\Pi = \Pi_{orig}$
  - Bedingung für das Belegen eines BM durch den Task T_i
    - BM ist noch nicht belegt
    - Priorität $p_i > \Pi$ oder
    - Priorität $p_i = \Pi$ und T_i hat ein entsprechendes BM belegt

Prioritätsobergrenzen (Priority Ceiling) - Fortsetzung

Vorteile

- geringere Blockadezeit
  - keine transitive Blockade
  - max. 1 krit. Abschnitt

Nachteile

- komplexe Implementierung
- Avoidance Blocking
- a-priori Wissen

Stack-based Priority Ceiling Protocol

- Abwandlung des normalen Priority Ceiling
- Anwendung z.B. im OSEK Betriebssystem

⇝ verhindert unkontrollierte Prioritätsumkehr

⇝ verhindert Verklemmungen

⇝ Aufgabe 4

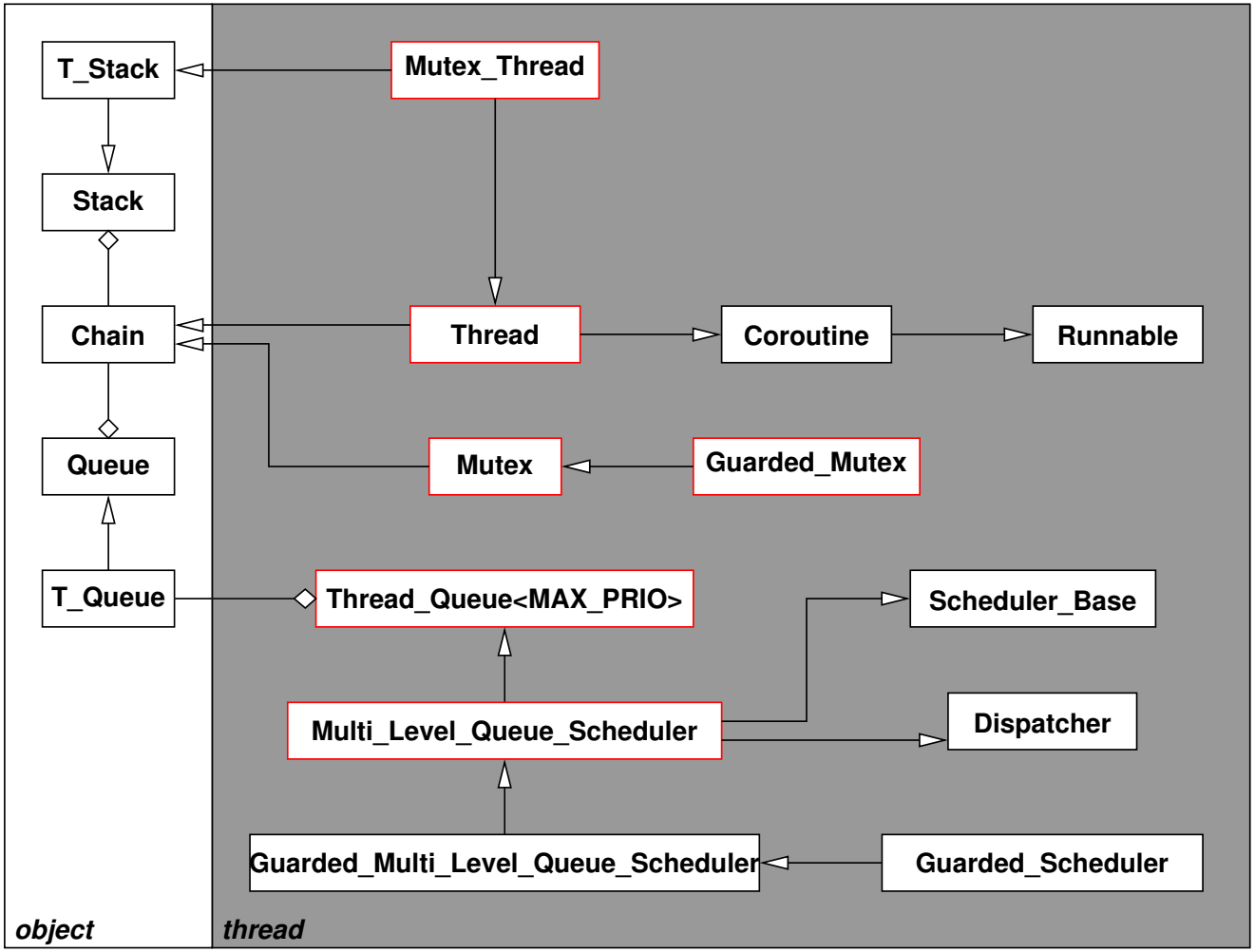
Vorteile

- einfacherer Implementierung
- effizient (kein zusätzlicher Kontextwechsel)
- kurze Blockadezeiten

Aufgabenstellung

- Implementierung des OSEK Priority Ceiling Protocol
  - Variante des Stack-based Priority Ceiling Protocol
- BM $\rightsquigarrow$ Abbildung auf Mutex
  - jede Mutex hat Prioritätsobergrenze p_{mutex}
  - Priorität des höchst-prioren Tasks, der dieses BM belegen möchte
- Operation lock(mutex)
  - Prioritätsanhebung $\rightsquigarrow$ $p_i = p_{mutex}$
  - Bedingung: $p_i \leq p_{mutex}$ (impliziert Ordnung auf den BM)
  - Bedingung: im kritischen Abschnitt
    - kein `exit()`, `kill()` oder `yield()`
  - Bedingung: Anforderung der BM mit steigenden p_{mutex}
- Operation unlock(mutex)
  - Wiederherstellung der Priorität $\rightsquigarrow$ $p_i = p_{i,before}$
  - Bedingung: Freigabe in umgekehrter Reihenfolge
    - $\rightsquigarrow$ perfekte Schachtelung der kritischen Abschnitte

Klassenhierarchie



- rot eingerahmte Klassen $\rightsquigarrow$ Implementierung bzw. Ergänzung

Klassen `Mutex_Thread` und `MLQ_Scheduler`

- Klasse `Mutex_Thread`
  - ist ein `Thread`
    - nur ein `Mutex_Thread` kann BM belegen
  - Verwalten belegter BM
    - Mutex-Stack (Reihenfolge!)
  - Achtung: `getPriority()` ist virtuell

- Klasse `Multi_Level_Queue_Scheduler`
  - Erweiterung um `inherit_priority()`, `restore_priority()`
    - etwas wie `push_back()` wird notwendig
    - Einfügen am Anfang der Liste (vgl. bisherige Queues)
  - `restore_priority()`: Scheduler aktivieren?

    ⇝ `set_need_reschedule()`

Klasse `Mutex`

- Implementiert das OSEK Priority Ceiling Protocol
- Faden registrieren: I `...::enlist()`
  - Faden will Mutex belegen $\rightsquigarrow$ a-priori Wissen
  - Bestimmung der Prioritätsobergrenze

  $\rightsquigarrow$ Aufruf in `user_main()`
- Mutex belegen: I S `...::lock()`
  - Priorität des Fadens prüfen $p_i \leq p_{mutex}$

    $\rightsquigarrow$ evtl. Rückgabewert `false`: Verstoß gegen das Protokoll
  - Priorität vererben
  - Mutex auf dem Mutex-Stack des Fadens ablegen
- Mutex freigeben: I S `...::unlock()`
  - Mutex-Stack des Fadens prüfen

    $\rightsquigarrow$ evtl. Rückgabewert `false`: Verstoß gegen das Protokoll
  - Mutex vom Stack nehmen
  - ursprüngliche Priorität wiederherstellen

    $\rightsquigarrow$ `...::restore_priority()`