Echtzeitsysteme

Zugriffskontrolle

Peter Ulbrich

Lehrstuhl für Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

`https://www4.cs.fau.de/Lehre/WS19/V_EZS/`

13. Januar 2020

Prüfungen

☞ Terminvereinbarung zur mündlichen Prüfung
- Erfolgt elektronisch (Poll) ↦ Windhundverfahren
- Implizite Terminbestätigung ↦ Übertrag in meinCampus

⚠ Anmeldefrist: 13.01.2020 (16 Uhr) bis 02.02.2020

☞ Anmeldung erfolgt in Waffel
- Link zur Teilnahme ↦ `https://waffel.informatik.uni-erlangen.de/signup?course=406` und Mail (heute, ca. 14 Uhr) an alle Angemeldeten[1]

Terminliche Probleme, Änderungen und Abmeldung
- Individuelle Terminvereinbarung in Ausnahmefällen möglich
- Rechtzeitige Abmeldung erlaubt uns Reorganisation

→ Wir beißen nicht!

[1] Sonst bitte umgehend Mail an uns!

Organisatorisches

☞ Evaluation der Veranstaltung
- Eure Meinung (Lob/Kritik) ist uns wichtig!
- Eure Rückmeldung hat Konsequenzen (z.B. Folien-Redesign)

→ Bitte evaluiert Vorlesung und Übungen

⚠ Rückläuferquote im Durchschnitt ↦ $10-50\%$
- Zu wenig für eine sinnvolle Einschätzung
- Aber: Typische Rückläuferquote in EZS ↦ $70-80\%$

Motivationsanreiz zur Evaluation

- **Traditionell**: Kaffee und Kekse in der letzten Vorlesung
- **Feste Bedingung**: $\geq 70\%$ der ausgegebenen TANs werden evaluiert!

Gliederung

Fragestellungen

- Gegenseitiger Ausschluss in Echtzeitsystemen?
  - Betriebsmittel und Betriebsmittelarten
  - Konkurrenz, Wettstreit und Konflikte
  - Einfluss auf das Laufzeitverhalten?
- Umgang mit (unvermeidlichen) Prioritätsumkehr?
  - Zeitlichen Einfluss kritischer Abschnitte bestimmen
  - Ablaufplanung in ereignisgesteuerten Systemen
- Synchronisationsprotokolle für Echtzeitsysteme
  - Zeitlichen Einfluss kritischer Abschnitte begrenzen

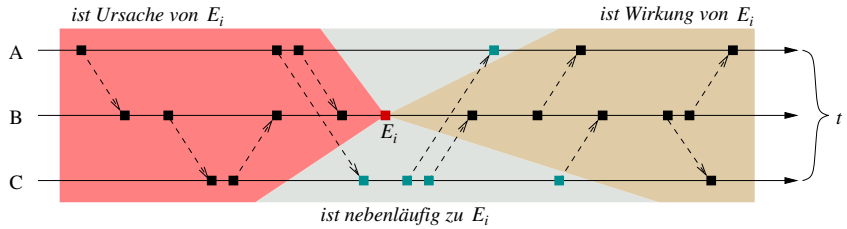
→ Verdrängungssteuerung, Prioritätsvererbung, Prioritätsobergrenzen

☞ Unkontrollierte Prioritätsumkehr und Verklemmungen vermeiden

Gliederung

Wiederholung: Nebenläufigkeit

Wiederholung von VI/8 ff



- Relationen: Ursache ⟷ Wirkung ⟷ Nebenläufigkeit

⚠ Ein Ereignis E_j ist nebenläufig zu einem anderen:

→ Es liegt im Anderswo anderen Ereignisses

☞ Kausalordnung von Ereignissen
- Rangfolge ↦ zeitlich geordnete Ereignisse (vgl. Kapitel IV)
- Zugriffskontrolle ↦ nebenläufige Ereignisse

Koordinierung

Reihenschaltung nebenläufiger Aktivitäten

- Synchronisation (gr. *sýn*: zusammen, *chrónos*: Zeit)
  - „Herstellen von Gleichzeitigkeit“
  - Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Aufgaben
  - Abgleich von Echtzeituhren (oder Daten) in verteilten Systemen

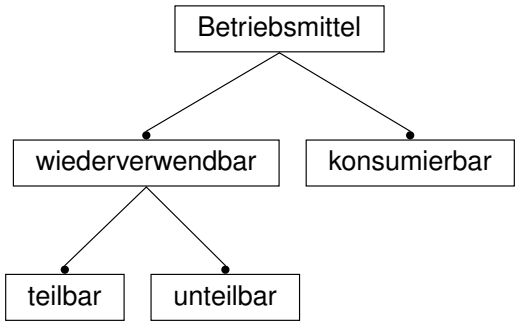
☞ Zugriffskontrolle ↦ Koordinierung nebenläufiger Ereignisse
- Synchronisation gleichzeitiger Zugriffe auf gemeinsame Betriebsmittel
- Herstellen einer Rangfolge für nebenläufige Ereignisse

→ Sequentialisierung von Arbeitsaufträgen entlang einer Kausalordnung

⚠ Umsetzung der Zugriffskontrolle (vgl. VI/13 ff)
- Implizit in taktgesteuerten Systemen ⇝ geeigneter Ablaufplan
- Explizit in ereignisgesteuerten Systemen ⇝ Synchronisationsprotokolle

→ Analytische versus konstruktive Maßnahmen (vgl. VI/13 ff)

Betriebsmittel (engl. *resource*) und Betriebsmittelarten



Hardware
CPU, Speicher, Geräte, Signale

Software
Dateien, Prozesse, Seiten, Puffer, Signale, Nachrichten

- Wettstreit um Betriebsmittel (engl. *resource contention*) bezieht sich auf Anzahl und Art eines Betriebsmittels (engl. *resource*) (R)

  einseitige Synchronisation ↦ konsumierbare Betriebsmittel (→ Kapitel IV)

  mehrseitige Synchronisation ↦ wiederverwendbare Betriebsmittel
  - Begrenzung, gegenseitiger Ausschluss

Konfliktsituation

Blockierung von Arbeitsaufträgen

⚠ Arbeitsaufträge befinden sich im Konflikt, falls:
- Begrenzte Anzahl gemeinsamer Betriebsmitteln verfügbar
- Gemeinsame Verwendung derselben, unteilbaren Betriebsmittel

- Wettstreit (engl. *contention*) um ein Betriebsmittel

→ Einer will, was der andere hat
- Anfordernder Auftrag blockiert und wartet auf die Freigabe des Betriebsmittels durch den belegenden Auftrag
- Belegende Auftrag gibt das Betriebsmittel frei und deblockiert den anfordernden Auftrag

☞ Begrenzte/unteilbare Betriebsmittel implizieren Kooperation

Synchronisationsprimitive zur Kooperation

Serialisierung von Arbeitsaufträgen mit begrenzten/unteilbaren Betriebsmitteln

⚠ Unteilbare Betriebsmittel können von gleichzeitigen Arbeitsaufträgen nur nacheinander belegt werden

Vergabe ↦ Betriebsmittel sperren und dem Auftrag zuteilen . . . . . P
- Erneute Belegung eines gesperrtes Betriebsmittel führt zur Blockierung des anfordernden Auftrags
- Der blockierende Auftrag erwartet das Ereignis/Signal zur Freigabe des gesperrten Betriebsmittels, ihm wird die CPU entzogen

Freigabe ↦ Betriebsmittel entziehen/abgeben und freigeben V
- Nur der das Betriebsmittel besitzende Auftrag kann es freigeben
- Wartende Auftrage führen zur sofortigen Wiedervergabe:

(a) Betriebsmittel entsperren und alle Aufträge deblockieren ⇝ Konkurrenz um die Wiedervergabe

(b) Betriebsmittel entsperren und einem ausgewählten Auftrag zuteilen

Gliederung

Intervalle von Unverdrängbarkeit

☞ Kritischer Abschnitt (engl. *critical section*), *cs*

- Folge von Anweisungen, deren Ausführung einen gegenseitigen Ausschluss erfordern ⇝ mehrseitige Synchronisation
  - (a) Vor Überlappung schützen ↦ binärer Semaphor
  - (b) Vor Verdrängung schützen ↦ Einlastung abschalten

- Beispiel: Blockierung durch Systemaufrufe
  - Unterbindung von Verdrängung bei Ausführung von Systemaufrufen
  - Auswirkungen auf das Laufzeitverhalten von Arbeitsaufträgen:
    - Auftrag J_l läuft und tätigt einen Systemaufruf
      ⇝ J_l hat eine niedrige Priorität, durchläuft unverdrängbar den Kern
    - Während des Systemaufrufs, wird Job J_h ereignisbedingt ausgelöst
      ⇝ J_h hat eine hohe Priorität, wird eingeplant aber nicht eingelastet
    - J_l blockiert bzw. hemmt J_h, die Priorität von J_h wird verletzt

⚠ Synchronisation ist nicht-funktionale Eigenschaft
(in diesem Fall der Systemaufrufe)

Prioritätsumkehr (engl. *priority inversion*)

☞ Prioritätsumkehr [6] ist Folge der Blockierung eines höher durch einen niedriger priorisierten Auftrag

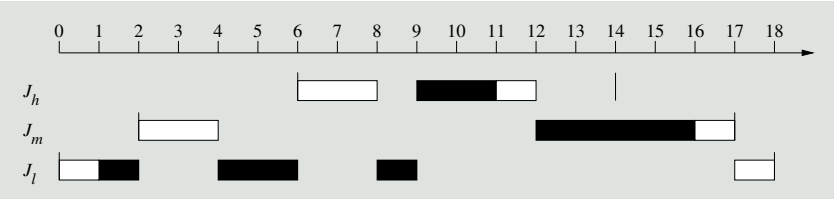
1. Der niedrig priorisierte Auftrag durchläuft einen kritischen Abschnitt und wird vom höher priorisierten Auftrag verdrängt
2. Der höher priorisierte Auftrag möchte denselben kritischen Abschnitt betreten, wird vom niedrig priorisierten Auftrag jedoch daran gehindert
3. Der niedrig priorisierte Job kann weiter ausgeführt werden, obwohl ein höher priorisierter Job wartet

⚠ Diese Form der (normalen) Prioritätsumkehr ist nicht vermeidbar

- Kritischer Abschnitt oder Betriebsmittel: Unteilbarkeit ist das Problem

Beispiel: Wettstreit und Prioritätsumkehr

$J_l = (0, 6, 18)$, $J_m = (2, 7, 17)$, $J_h = (6, 5, 14)$, alle fordern R an



J_l **(niedrige Priorität)**	J_m **(mittlere Priorität)**	J_h **(hohe Priorität)**
t_0 startet	t_2 startet, verdrängt J_l	t_6 startet, verdrängt J_l
t_1 belegt Betriebsmittel R	t_4 fordert R an, blockiert	t_8 fordert R an, blockiert
t_4 setzt Ausführung fort	t_{12} belegt R	t_9 deblockiert, belegt R
t_8 setzt Ausführung fort	t_{16} gibt R frei	t_{11} gibt R frei ⇝ J_m
t_9 gibt R frei ↦ J_h	t_{17} beendet die Ausführung	t_{12} beendet die Ausführung
t_{17} setzt Ausführung fort		
t_{18} beendet die Ausführung		

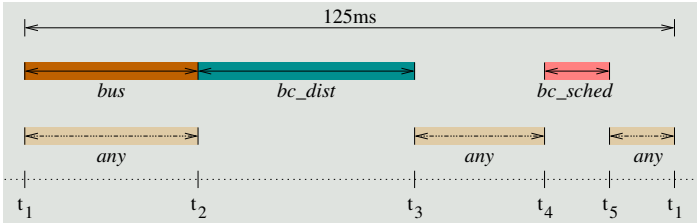
What really happened on Mars?

- `bc_sched` ↦ Task mit höchster Priorität (mit Ausnahme der VxWorks Task „tExec“)
  - Kontrollierte Transaktionen des „1553“-Bus
  - Dieser koppelte Fahr- und Landeeinheit der Raumsonde
- `bc_dist` ↦ Task mit dritthöchster Priorität
  - Steuerte die Einsammlung der Transaktionsergebnisse
  - Dateneingabe über doppelt gepufferten gemeinsamen Speicher
- `ASI/MET` ↦ Task mit sehr niedriger Priorität
  - Sammelte in seltenen Durchläufen meteorologische Daten ein
  - Interoperierte mit `bc_dist` (blockierend) auf IPC-Basis

⚠ Hardware gab eine Periodenlänge von 8 Hz (d.h., 125 ms) vor

What really happened on Mars? (Forts.)

Aufbau eines Buszyklus



- t_1 Transaktion startet hardware-kontrolliert an einer 8 Hz Grenze
- t_2 Busverkehr ist zur Ruhe gekommen, `bc_dist` wird ausgelöst
- t_3 `bc_dist` hat die Datenverteilung abgeschlossen
- t_4 `bc_sched` setzt Transaktion für nächsten Buszyklus auf
- t_5 `bc_sched` hat seine Aufgabe für diesen Zyklus beendet

☞ Intervalle $[t_1, t_2[, [t_3, t_4[, [t_5, t_1[$ standen `ASI/MET` zur Verfügung

What really happened on Mars? (Forts.)

Feste Randbedingung

⚠ `bc_dist` muss die Datenverteilung vor Auslösung von `bc_sched` abgeschlossen haben, um die Transaktion des nächsten Zyklus aufzusetzen:

- Stellt `bc_sched` fest, dass `bc_dist` noch nicht abgeschlossen ist, wird ein Total-`reset` durchgeführt
- Der `reset` hat die Initialisierung der gesamten Hard- und Software zur Folge, insbesondere den Abbruch aller bodengesteuerten Aktivitäten

→ Bereits aufgezeichnete wiss. Daten sind dann zwar gesichert, aber die noch anstehende Tagesarbeit kann nicht mehr vollbracht werden

- Kategorie feste Echtzeit (engl. *firm real-time*) zur Erinnerung:
  - Ergebnis einer zu einem vorgegebenen Termin nicht geleisteten Arbeit ist wertlos und wird verworfen
  - Terminverletzung ist tolerierbar, führt zum Arbeitsabbruch

What really happened on Mars? (Forts.)

Eine Fehleranalyse

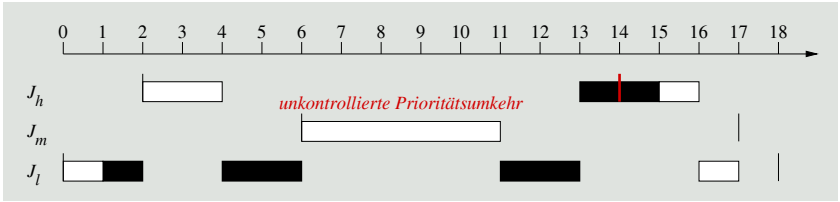
☞ `ASI/MET` (niedrige Priorität) hat `bc_dist` (hohe Priorität) blockiert:

- `ASI/MET` belegte wiederverwendbares, unteilbares Betriebsmittel
  - Wurde von `bc_dist` angefordert, bevor `ASI/MET` es wieder frei gab
- Im weiteren Verlauf verdrängten Tasks mittlerer Priorität `ASI/MET`
  - → Verlängerung der Blockierungszeit für `bc_dist`
  - → `bc_dist` war noch nicht abgeschlossen als `bc_sched` startete
- `bc_sched` stellte die Zeitverletzung fest und löste einen `reset` aus

- Fehlererkennung und -beseitigung:
  - Die Semaphorinitialisierung war in VxWorks falsch eingestellt
  - Sie wurde bodengesteuert (durch ein Skriptprogramm) korrigiert
    - Der Semaphor wurde auf Prioritätsvererbung umgestellt

Anomalie im Laufzeitverhalten

Beispiel: $J_l = (0, 7, 18)$, $J_m = (6, 5, 17)$, $J_h = (2, 5, 14)$, J_m fordert R nicht an



J_l **(niedrige Priorität)**		J_m **(mittlere Priorität)**		J_h **(hohe Priorität)**	
t_0	startet	t_6	startet, verdrängt J_l	t_2	startet, verdrängt J_l
t_1	belegt Betriebsmittel R	t_{11}	beendet die Ausführung	t_4	fordert R an, blockiert
t_4	setzt Ausführung fort			t_{13}	belegt R
t_{11}	setzt Ausführung fort			t_{14}	verletzt seinen Termin
t_{13}	gibt R frei $\mapsto J_h$			t_{15}	gibt R frei
t_{16}	setzt Ausführung fort			t_{16}	beendet die Ausführung
t_{17}	beendet die Ausführung				

Synchronisation *Considered Harmful*

Prioritätsumkehr bei prioritätsorientierter Einplanung

- Prioritätsumkehr (siehe Folie 14) ist ein mögliches Phänomen abhängiger Aufträge, welches in zwei Ausprägungen auftreten kann:

1. (Normale) Prioritätsumkehr (engl. *priority inversion*)
   - Gegenseitiger Ausschluss ↦ Ein Auftrag hoher Priorität wartet auf Einen niedriger Priorität (ggf. unvermeidbar)
2. Unkontrollierte Prioritätsumkehr (engl. *unbounded priority inversion*)
   - Der Auftrag niedriger Priorität wird von unbeteiligten Aufträge mittlerer Priorität verdrängt

☞ Lösungsansätze für die blockierende Synchronisation sind:

- Verdrängungssteuerung ☞ Folie 23 ff.
- Prioritätsvererbung ☞ Folie 28 ff.
- Prioritätsobergrenzen ☞ Folie 32 ff.

Gliederung

Verdrängungssteuerung – NPCS

Verdrängungsfreie kritische Abschnitte (engl. *non-preemptive critical sections*)

☞ Verdrängung wird für die Gesamtzeit der Belegung von (unteilbaren) Betriebsmitteln unterbunden

- Die Benutzung der Betriebsmittel kontrolliert ein Monitor [3, 4]
  - Kernelized monitor [8], `RES_SCHEDULER` in OSEK, ...

  Eintrittsprotokoll ↦ Verdrängung abwehren
  - Ausgelöste Aufträge einplanen, aber nicht einlasten

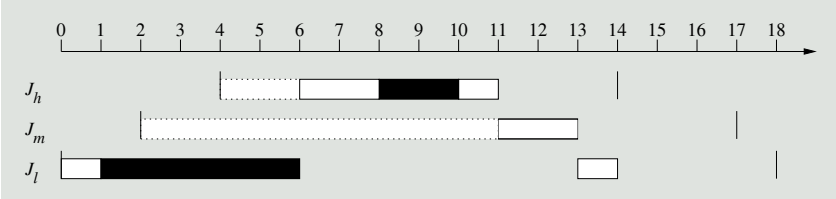
  Austrittsprotokoll ↦ Verdrängung wieder zulassen
  - Höher priorisierte Aufträge (nachträglich) einlasten

⚠ Aufträge unverdrängbar bis zur Freigabe des Betriebsmittels

- Verklemmungsfreies Verfahren durch Verklemmungsvorbeugung (engl. *deadlock prevention*)

Beispiel: Verdrängungssteuerung

Beispiel: $J_l = (0, 7, 18)$, $J_m = (6, 5, 17)$, $J_h = (2, 5, 14)$, J_m fordert R nicht an



J_l **(niedrige Priorität)**	J_m **(mittlere Priorität)**	J_h **(hohe Priorität)**
t_0 startet	t_6 wird ausgelöst	t_2 wird ausgelöst
t_1 belegt R unverdrängbar	t_{11} startet	t_6 startet
t_6 gibt R frei ↦ J_h	t_{16} beendet die Ausführung	t_8 belegt R unverdrängbar
t_{16} setzt Ausführung fort		t_{10} gibt R frei
t_{17} beendet die Ausführung		t_{11} beendet die Ausführung

Verdrängungssteuerung: Blockierungszeit

Feste obere Schranke

☞ Verzögerungen nebenläufiger Arbeitsaufträge durch die Zugriffskontrolle sind nach oben begrenzt

- Höher priorisierte Aufträge werden schlimmstenfalls einmal durch einen niedriger priorisierten Auftrag blockiert
- Feste obere Schranke b^{rc} (*resource contention*) bestimmt sich aus der größten WCET aller kritischen Abschnitte aller niedriger priorisierten Aufträge: $\max(cs)$

- NPCS verzögert eine periodische Aufgabe T_i von n periodischen Aufgaben um $b_i^{rc} = \max_k(cs_k)$, für $i+1 \leq k \leq n$:

  fixed-priority bei Abarbeitung nach absteigender Priorität

  dynamic-priority EDF: Jobs in T_i mit relativem Termin D_i können nur durch Jobs mit längeren relativen Terminen als D_i blockiert werden ☞ $i < j$ wenn $D_i < D_j$

NPCS: Ein pragmatischer Ansatz

Effektiv, bei vergleichsweise geringem Aufwand

☞ Kein à priori Wissen über Betriebsmittelanforderungen notwendig

- Beugt unkontrollierter Prioritätsumkehr vor
  - Hält J_l Betriebsmittel, wird J_h lediglich eingeplant und blockiert direkt
  - Beendet J_l seinen kritischen Abschnitt, sind alle Betriebsmittel frei
  - Aufträge geringerer Priorität als J_h können ihm diese nicht streitig machen
- Beugt Verklemmung (engl. *deadlock*) vor, da Nachforderungen von Betriebsmitteln implizit unteilbar
  - Entkräftet notwendige Verklemmungsbedingung [9, VIII-60]

  → „Hold and wait“ Fall kann nicht eintreten

- Einfaches und gutes Verfahren
  - Falls alle Belegungszeiten aller Betriebsmittel kurz sind
  - Wenn die meisten Aufträge im Konflikt zueineinander stehen
  - Für Systeme mit fester und dynamischer Priorität geeignet

Pragmatischer Ansatz mit Schönheitsfehlern

Alternativen, sofern bestimmte Voraussetzungen gegeben sind

⚠ Benachteiligt an Betriebsmitteln unbeteiligte Arbeitsaufträge

- Blockierung hochpriorer Aufträge ohne Konfliktsituation
- Im Beispiel (vgl. Folie 24) wird J_m durch J_l blockiert, obwohl beide Aufträge nicht im gegenseitigen Ausschluss zueinander stehen

☞ Verbesserungsmöglichkeiten

1 Durch anderweitige Vermeidung oder Vorbeugung von Verklemmungen:
- Hochsetzten der Priorität des ein Betriebsmittel haltenden Auftrags für die restliche Belegungszeit auf die Priorität des anfordernden Auftrags

→ Beschleunigung kritischer Abschnitte durch Prioritätsvererbung (siehe Folie 32)

2 So Betriebsmittelanforderungen à priori bekannt sind:
- Der ein Betriebsmittel haltende Auftrag läuft mit der höchsten Priorität aller Aufträge, die das Betriebsmittel beanspruchen
- Das Betriebsmittel besitzt eine Prioritätsobergrenze (siehe Folie 32)

Prioritätsvererbung

Wechsel zwischen zugewiesene und aktuelle (geerbte) Priorität

☞ Prioritätsvererbung (engl. *priority inheritance*)

- Priorisierung für die Restzeit der Belegung im Konfliktfall

- Vererbung der Priorität durch anfordernde Aufträge
  - Bei Anforderung eines gesperrtes Betriebsmittels, Vererbung der Priorität an den das Betriebsmittel haltenden Auftrag
    - Anfordernde Auftrag hat zu dem Zeitpunkt die höchste Priorität
    - Blockierung an dem gesperrten kritischen Abschnitt

    → Priorität des das Betriebsmittel haltenden Auftrags wird erhöht
  - Bei Freigabe des Betriebsmittels, nimmt der niederpriore Auftrag die ihm ursprünglich zugewiesene Priorität wieder an
    - Der freigebende Auftrag wird ggf. sofort verdrängt
    - Der auf die Freigabe wartende Auftrag wird ggf. sofort eingelastet

⚠ Prioritätsumkehr wird nicht vermieden, jedoch entschärft:
- Verdrängbarkeit durch unbeteiligte Arbeitsaufträge höherer Priorität

Beispiel: Prioritätsvererbung

Beispiel: $J_l = (0, 7, 18)$, $J_m = (2, 7, 17)$, $J_h = (4, 5, 14)$, J_m fordert R nicht an

J_l (niedrige Priorität)

- t_0 startet
- t_1 belegt R
- t_2 Verdrängung durch J_m
- t_6 erbt die Priorität von J_h
- t_{10} gibt R frei $\mapsto$ J_h
- t_{16} läuft mit alter Priorität
- t_{17} beendet die Ausführung

J_m (mittlere Priorität)

- t_2 startet
- t_4 Verdrängung durch J_h
- t_{13} läuft weiter
- t_{16} beendet die Ausführung

J_h (hohe Priorität)

- t_4 startet
- t_6 fordert R an $\mapsto$ Prioritätsvererbung
- t_{10} belegt R
- t_{12} gibt R frei
- t_{13} beendet die Ausführung

Transitive Blockierung

Nachforderung unteilbarer Betriebsmittel

Prioritätsvererbung bedingt zwei Arten von Blockierung

1. Direkte Blockierung (engl. *direct blocking*)
   - Bekannte Blockierung eines höher priorisierten Auftrags (J_h) durch einen niedriger priorisierter Auftrag (J_l), welcher das angeforderte Betriebsmittel hält
2. Blockierung durch Vererbung (engl. *inheritance blocking*)
   - Blockierung eines nicht im gegenseitigen Ausschluss befindlichen höher priorisierten Auftrags (J_m)
   - Welcher J_l gemäß dessen „Altpriorität“ verdrängen könnte, dies jedoch wegen der geerbter Priorität nicht kann

Transitive Blockierung bei geschachtelten kritischen Abschnitten

1. J_l startet zuerst, belegt R_1 und wird von J_m verdrängt
2. J_m belegt R_2 und wird von J_h verdrängt
3. J_h fordert R_2 an und vererbt seine Priorität an J_m
4. J_m läuft weiter, fordert R_1 an und vererbt „seine“ Priorität an J_l

Prioritätsvererbung: Blockierungszeit

Feste obere Schranken, die kaskadenartig zur Wirkung kommen können

Schlimmster Fall: Auftrag J_i benötigt $n \geq 1$ Betriebsmittel und steht mit $k \geq 1$ niedriger priorisierten Aufträgen im Konflikt

- J_i kann $\min(n, k)$-mal blockiert werden
- Für die Dauer der WCET des äußersten kritischen Abschnitts

Blockierungszeit ist maximal $b_i^{rc} = \min(n, k) \cdot \max_l(cs_l)$

- cs_l sind kritische Abschnitte von Aufträgen niedrigerer Priorität
- Pessimistisch: Kritische Abschnitte sind unterschiedlich lang

Der GAU (J_0 höchste Priorität, vgl. [7, S. 289])

1. J_k startet zuerst, belegt R_n; J_{k-1} verdrängt J_k, belegt R_{n-1};...
2. ... J_1 verdrängt J_2, belegt R_1
3. J_0 verdrängt J_1, fordert R_i an in der Reihenfolge $i = 1, 2, 3, \ldots, n$

Prioritätsobergrenzen

Priorität durch Vorabwissen zeitweise deckeln

Prioritätsobergrenze (engl. *priority ceiling*) $\hat{\Pi}$ eines Betriebsmittels R_i ist die höchste Priorität aller beteiligten Arbeitsaufträge

- Die jeweiligen Werte $\hat{\Pi}$ sind für alle Betriebsmittel im Voraus bekannt

Aktuelle Prioritätsobergrenze des Systems $\hat{\Pi}(t)$

- Entspricht der höchsten Obergrenze aller belegten Betriebsmittel
- In Abhängigkeit vom betrachteten Zeitpunkt t
- Ist kein Betriebsmittel belegt, existiert die aktuelle Prioritätsobergrenze (theoretisch) nicht
  - $\hat{\Pi}(t)$ ist dann niedriger als die niedrigste Priorität aller Aufträge

Prioritätsobergrenzen sind eine Variante von Prioritätsvererbung

- Im Konfliktfall erben Arbeitsaufträge die Priorität des anfordernden Auftrags

Regelwerk – Prioritätsobergrenzen

☞ Betriebsmittelvergabe von R zum Zeitpunkt t an J hängt vom Zustand von R und der aktuellen Priorität $P(t)$ von J ab:

belegt $\mapsto$ R ist gesperrt, J blockiert

frei $\mapsto$ R wird J zugeteilt und gesperrt, falls...

1. $P(t) > \hat{\Pi}(t)$
2. $P(t) \leq \hat{\Pi}(t)$, aber J hält zum Zeitpunkt t mindestens ein Betriebsmittel mit Prioritätsobergrenze $\hat{\Pi}(t)$

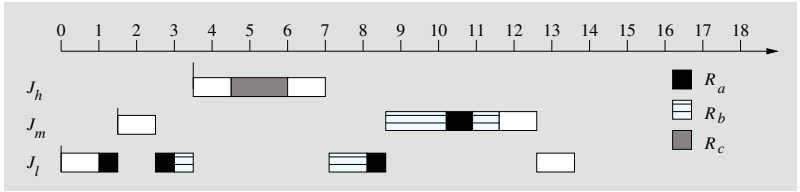
$\rightsquigarrow$ Anderenfalls bleibt R frei und J blockiert (siehe Folie 35)

☞ Prioritätsvererbung findet auch hier bei Suspendierung statt

- J_l erbt die aktuelle Priorität $P_h(t)$ von J_h
- J_l behält diese Priorität, bis er alle Betriebsmittel freigibt, deren Prioritätsobergrenze größer oder gleich $P_h(t)$ ist
  - Er nimmt dann wieder die Priorität bei der Betriebsmittelzuteilung an

Beispiel: Prioritätsobergrenzen

Beispiel: $J_l = (0, 3.5, 18)$, $J_m = (1.4, 5, 17)$, $J_h = (3.5, 5, 14)$; J_l, J_m teilen sich R_A, R_B



- J_l startet bei t_0 und belegt R_a an t_1
- J_m verdrängt J_l an $t_{1.5}$
- An $t_{2.5}$ will J_m R_b belegen $\rightsquigarrow$ Verweigerung, obwohl R_b frei: $\hat{\Pi}(t) = P_m$, aber J_l belegt bereits R_a und hat $\hat{\Pi}(t) = P_m$ verursacht (siehe Folie 33, Regel 2)
- J_l belegt R_b an t_3
- ...

Verklemmungsvorbeugung

☞ Betriebsmittelvergabe durch Prioritätsobergrenzen ist weniger gefräßig (engl. *greedy*) als Prioritätsvererbung[2]

- Anforderung von J kann zurückgewiesen werden, obwohl das angeforderte Betriebsmittel R frei ist
- Falls die durch die Menge von Prioritätsobergrenzen definierte (ansteigende) lineare Ordnung verletzt werden sollte
  - $P(t) \leq \hat{\Pi}(t)$ trifft zu und J hält kein Betriebsmittel mit $\hat{\Pi}(t)$
  - → Die direkte/indirekte Priorität von J durchbricht die Ordnung
- Alle Betriebsmittel des Systems sind linear geordnet aufgestellt

- Blockierung durch Prioritätsobergrenzen wird auch als Aufhebungssperre (engl. *avoidance blocking*) bezeichnet
  - Durch die Verklemmungsvorbeugung implizit anfallende Kosten
  - Blockierung von hochprioren Aufgaben J_h durch Regel 2, Folie 33

[2] Erinnerung: Verklemmungen werden durch Prioritätsvererbung nicht verhindert.

Vereinfachung durch Stapelorientierung

- Ausgangspunkt ist die stapelorientierte Einplanung von Prozessen [1, 2]
  - Nicht immer ist es möglich, jeden Auftrag durch einen eigenen Faden zu repräsentieren bzw. mit einem eigenen Stapel zu versehen
    - Zu hohe Anzahl an Aufträgen und/oder zu wenig Speicherplatz
  - Gemeinsame Nutzung desselben Stapels setzt voraus, dass kein Auftrag bei Anforderung eines gemeinsamen Betriebsmittels blockiert
    - Ansonsten droht die Überschreibung der Stapelbereiche anderer Aufträge
  - Arbeitsaufträge dürfen ihre Ausführung niemals selbst aussetzen, sie dürfen jedoch von höher priorisierten Aufträgen verdrängt werden

  $\rightsquigarrow$ *run-to-completion-Semantik*
    - Oben auf dem Stapel läuft immer der Auftrag mit der höchsten Priorität
    - Logische Konsequenz bei ausgeschlossener Selbstaussetzung

☞ Vereinfachte stapelbezogene Prioritätsobergrenzen (engl. *stack-based priority ceiling*)

Stapelbezogene Prioritätsobergrenzen

Vereinfachtes Reglwerk

- Aktualisierung der Priorität $P(t)$ (siehe Folie 32)
  - Erfolgt mit jeder Vergabe/Freigabe von Betriebsmitteln
  - → Entspricht einer vorauseilenden Vererbung
- Einplanung und Einlastung von Arbeitsaufträgen
  - Nach Auslösung muss ein Auftrag ggf. solange warten, bis die ihm zugewiesene Priorität die Grenzpriorität übersteigt
  - Aufträge werden jeweils entsprechend ihrer zugewiesenen Priorität und verdrängend ausgeführt
- Zuteilung eines Betriebsmittels
  - Erfolgt sofort mit der Anforderung des Betriebsmittels

⚠ Aufträge blockieren niemals nach Ausführungsbeginn

- Ohne Betriebsmittelzuteilung werden Aufträge nicht eingelastet
- Im Gegensatz zu „normalen“ Prioritätsobergrenzen (siehe Folie 33)

Stapelbezogene Prioritätsobergrenzen (Forts.)

Implikationen

☞ Verklemmungen sind durch eine indirekte Methode zur Verklemmungsvorbeugung[3] ausgeschlossen

(a) Mit Ausführungsbeginn einer Aufgabe sind alle im weiteren Verlauf benötigten Betriebsmittel frei

- Sonst wäre die Grenzpriorität größer oder gleich ihrer Priorität
- In diesem Fall wäre jedoch die Einlastung verzögert worden

(b) Bei Verdrängung eines Auftrags sind alle von ihm benötigten Betriebsmittel (noch oder bereits wieder) frei

- Sonst hätte die Grenzpriorität eine Verdrängung unterbunden
- Der verdrängende Job wird also immer komplett durchlaufen können

(c) Auf ein benötigtes Betriebsmittel kann direkt zugegriffen werden

[3] zirkulares Warten wird vorgebeugt (siehe auch Folie 35).

Prioritätsobergrenzen mit dynamischer Priorität

Vergleiche Folie IV-1/27

☞ PCP mit festen Prioritäten vergleichsweise einfach

⚠ Dynamische Priorität ↦ Prioritäten der Aufgaben ändern sich

→ Grenzprioritäten der Betriebsmittel ändern sich mit der Zeit

- Aktualisierung der Obergrenzen bei jeder Auslösung
  1. Dem ausgelösten Auftrag eine Priorität zuweisen
     - Relativ zu den anderen bereits eingeplanten/laufbereiten Jobs
     - Prioritätsorientierte Einplanung je nach Verfahren
  2. Grenzprioritäten aller Betriebsmittel aktualisieren
     - Auf Basis des neuen Prioritätsgefüges
  3. Grenzpriorität des Systems aktualisieren
     - Auf Basis der neuen Grenzprioritäten der Betriebsmittel
- Für, auf Jobebene, statische oder dynamische Prioritäten

Blockierungszeit

☞ Zugriffskontrolle durch Prioritätsobergrenzen impliziert nunmehr drei Arten der Blockierung:

1. Direkte Blockierung,
2. Blockierung durch Vererbung,

} Prioritätsvererbung

3. Blockierung durch Aufhebungssperre

- Effekt von 3. ist, dass jeder Arbeitsauftrag höchstens einmal blockiert und dass eine Blockierung nicht transitiv ist [10]
  - Die Blockierungszeit ist begrenzt durch die größte WCET aller kritischen Abschnitte aller niedriger priorisierten Aufträge
  - Unabhängig von der Anzahl der im Konflikt stehenden Aufträge
    - (a) Wenn ein Auftrag blockiert, dann nur durch höchstens einen Auftrag
    - (b) Ein Auftrag, der einen anderen blockiert, wird selbst nicht blockiert
  - Blockierungszeit $b_i^{rc} = \max_k(cs_k)$ analog zu NPCS (s. Folie 25)
    - Nur niederpriore Aufträge $J_{i+1}, \ldots, J_n$ blockieren J_i: $i+1 \leq k \leq n$
    - J_i blockiert aber keine unbeteiligten Aufträge höherer Priorität

Gliederung

Restriktionen des periodischen Modells

Weitere Lockerung von A7 zugunsten mehrseitiger Synchronisation

⚠ Mathematische Ansätze zur zeitlichen Analyse periodischer Echtzeitsysteme bedingen häufig starke Einschränkungen:

~~A1 Alle Aufgaben sind periodisch~~

~~A2 Alle Arbeitsaufträge können an ihren Auslösezeitpunkten eingeplant und ausgeführt werden~~

A3 Termine und Perioden sind identisch

A4 Kein Arbeitsauftrag gibt die Kontrolle über den Prozessor ab

~~A5 Alle Aufgaben sind unabhängig~~[4]

A6 Die Kosten durch Unterbrechungen, Ablaufplanung und Verdrängung sind vernachlässigbar

A7 ~~Alle Aufgaben verhalten sich voll-präemptiv~~

[4] D.h. die einzige gemeinsame Ressource ist die CPU und es existieren keine Einschränkungen hinsichtlich der Auslösezeiten der Arbeitsaufträge voneinander.

Fadensynchronisation ⇝ Blockierungszeit

Die Blockierungszeit verzögert die Fertigstellung von Arbeitsaufträgen

- Blockierungszeit b_i^{rc} durch Zugriffskontrolle hängt vom Synchronisationsprotokoll ab:

NPCS (s. Folie 25)	$b_i^{rc} = \max_{i+1 \le k \le n}(cs_k)$
Priority Inheritance (s. Folie 31)	$b_i^{rc} = \min(n,k) \cdot \max_{i+1 \le l \le n}(cs_l)$
Priority Ceiling (s. Folie 40)	$b_i^{rc} = \max_{i+1 \le k \le n}(cs_k)$

☞ Die tatsächliche Blockierungszeit b_i schließt Blockierung b_i^{np} durch nicht-präemptive Bereiche ein:
- Bedingt durch die technische Umsetzung der Zugriffskontrolle
- CPU ist (verdeckte) Ressource

NPCS	$b_i = \max(b_i^{rc}, b_i^{np})$
Priority Inheritance	$b_i = \min(n,k) \cdot (b_i^{rc} + b_i^{np})$
Priority Ceiling	$b_i = b_i^{rc} + b_i^{np}$

Restriktionen des periodischen Modells

Aufhebung von A4 zugunsten blockierender Synchronisation

⚠ Mathematische Ansätze zur zeitlichen Analyse periodischer Echtzeitsysteme bedingen häufig starke Einschränkungen:

~~A1 Alle Aufgaben sind periodisch~~

~~A2 Alle Arbeitsaufträge können an ihren Auslösezeitpunkten eingeplant und ausgeführt werden~~

A3 Termine und Perioden sind identisch

A4 ~~Kein Arbeitsauftrag gibt die Kontrolle über den Prozessor ab~~

~~A5 Alle Aufgaben sind unabhängig~~[5]

A6 Die Kosten durch Unterbrechungen, Ablaufplanung und Verdrängung sind vernachlässigbar

~~A7 Alle Aufgaben verhalten sich voll-präemptiv~~

[5] D.h. die einzige gemeinsame Ressource ist die CPU und es existieren keine Einschränkungen hinsichtlich der Auslösezeiten der Arbeitsaufträge voneinander.

Selbstsuspendierung

Selbstsuspendierung ermöglicht die erneute Blockierung eines Jobs

☞ Aufgaben, die sich für eine bestimmte Zeit selbst suspendieren verhalten sich nicht mehr wie periodische Aufgaben [7, S. 164]

- Beanspruchen in bestimmten Zeitintervallen mehr Rechenzeit

→ Weitere Verzögerung anderer Arbeitsaufträge

- Zusätzliche Blockierungszeit b_i^{ss} lässt sich nach oben abschätzen:

$$b_i^{ss} = s_i + \sum_{k=1}^{i-1} \min(e_k, s_k)$$

  - Hierbei ist s_i die längste Selbstsuspendierung von T_i
  - Selbstsuspendierung höherpriorer Aufgaben T_k reduziert deren Einfluss

- Zusammensetzung der maximale Gesamtdauer b_i
  - Aufgabe T_i suspendiert sich K_i-mal
  - Jedes mal kann sie erneut für b_i^{np} Zeiteinheiten blockiert werden

  Priority Ceiling $b_i = b_i^{ss} + (K_i + 1)b_i^{rc} + (K_i + 1)b_i^{np}$ (vgl. [7, S. 325])

Erweiterte Planbarkeitsanalyse

Antwortzeit und Auslastung

- Die Planbarkeitsanalyse einer Aufgabe T_i unter Berücksichtigung der (gesamten) Blockierungszeit b_i:
  - Bestimmung der Antwortzeit (siehe IV-2/39):

$$\omega_i(t) = e_i + b_i + \sum_{k=1}^{i-1} \left\lceil \frac{t}{p_k} \right\rceil e_k; 0 < t \leq p_i$$

  - Betrachtung der CPU-Auslastung (siehe IV-2/30):

$$\sum_{k=1}^{n} \frac{e_k}{\min(D_k, p_k)} + \frac{b_i}{\min(D_i, p_i)} \leq 1 \quad ; i = 1, 2, \ldots, n$$

Gliederung

Zusammenfassung

Konkurrenz und Koordination nebenläufiger Aktivitäten

- Nebenläufigkeit, Kausalität, Kausalordnung
- Konfliktsituationen ⇝ synchronisieren ohne Prioritätsumkehr

Verdrängungssteuerung ↦ verdrängungsfreie kritische Abschnitte

- benötigt kein *à priori* Wissen; Verklemmungsvorbeugung
- pragmatisch/effektiv, beeinträchtigt unabhängige Jobs

Prioritätsvererbung ↦ Priorität zeitweise erhöhen

- benötigt kein *à priori* Wissen
- direkte Blockierung, Blockierung durch Vererbung; transitiv

Prioritätsobergrenzen ↦ Priorität zeitweise deckeln

- benötigt *à priori* Wissen; Verklemmungsvorbeugung
- Grundmodell vs. (einfachere) stapelorientierte Variante

Ablaufplanung ↦ berücksichtigt Blockierungszeit

- Verzicht auf den Prozessor ermöglicht eine mehrfache Blockierung

Literaturverzeichnis

[1] Baker, T. P.:
A Stack-Based Resource Allocation Policy for Real-Time Processes.
In: *Proceedings of the 11th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '90).* Lake Buena Vista, FL, USA : IEEE, Dez. 5–7, 1990, S. 191–200

[2] Baker, T. P.:
Stack-Based Scheduling of Realtime Processes.
In: *Real-Time Systems* 3 (1991), Nr. 1, S. 67–99

[3] Hansen, P. B.:
Operating System Principles.
Prentice Hall International, 1973

[4] Hoare, C. A. R.:
Monitors: An Operating System Structuring Concept.
In: *Communications of the ACM* 17 (1974), Okt., Nr. 10, S. 549–557

[5] Jones, M. B.:
What really happened on Mars?
`http://research.microsoft.com/en-us/um/people/mbj/mars_pathfinder/`, 1997

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

Literaturverzeichnis (Forts.)

[7] Liu, J. W. S.:
Real-Time Systems.
Englewood Cliffs, NJ, USA : Prentice Hall PTR, 2000. – ISBN 0–13–099651–3

[8] Mok, A. K.-L. :
Fundamental Design Problems of Distributed Systems for Hard Real-Time Environments.
Cambridge, MA, USA, Massachusetts Institute of Technology, MIT, Diss., Mai 1983. – Technical Report MIT/LCS/TR-297

[9] Schröder-Preikschat, W. :
Softwaresysteme 1.
`www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/SS07/V_SOS1`, 2007. – Lecture Notes

[10] Sha, L. ; Rajkumar, R. ; Lehoczky, J. P.:
Priority Inheritance Protocols: An Approach to Real-Time Synchronization.
In: *IEEE Transactions on Computers* 39 (1990), Sept., Nr. 9, S. 1175–1185

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

EZS – Cheat Sheet

Typographische Konvention

Der erste Index gibt die Aufgabe an (z. B. D_i), der Zweite (optional) bezieht sich auf den Arbeitsauftrag (z. B. $d_{i,j}$). Exponenten zeigen verschiedene Varianten einer Eigenschaft an (z. B. T^{HI},T^{MED}, T^{LO}). Funktionen beschreiben zeitlich variierende Eigenschaften (z. B. $P(t)$).

Eigenschaften

- t (Real-)Zeit
- d Zeitverzögerung (engl. delay)

Strukturelemente

- E_i Ereignis (engl. event)
- R_i Ergebnis (engl. result)
- T_i Aufgabe (engl. task)
- $J_{i,j}$ Arbeitsauftrag (engl. job) der Aufgabe T_i

Temporale Eigenschaften

Allgemein
- r_i Auslösezeitpunkt (engl. release time)
- e_i Maximale Ausführungszeit (WCET)
- D_i Relativer Termin (engl. deadline)
- d_i Absoluter Termin
- ω_i Antwortzeit (engl. response time)
- σ_i Schlupf (engl. slack)

Periodische Aufgaben
- p_i Periode (engl. period)
- ϕ_i Phase (engl. phase)

Nicht-Periodische Aufgaben
- i_i Minimale Zwischenankunftszeit (engl. minimal interarrival-time)

Aufgaben – Tupel

- $T_p = (p, e, D, \phi)$ Periodische Aufgabe ohne Priorität (zeitgesteuert oder dynamische Taskpriorität), $D = p$ und $\phi = 0$ sind der Reihe nach optional
- $T_i^S = (i_i, e_i, D_i)$ Nicht-periodische Aufgabe (Schreibweise mit i_i)
- $T_i^S = ([r_i^{nach}; r_i^{vor}], e_i, D_i)$ Nicht-periodische Aufgabe (Schreibweise mit Auslöseintervall)
- $J_{i,j} = (r_{i,j}, e_{i,j}, d_{i,j})$ Arbeitsauftrag

Ablaufplanung

- P_i Priorität (engl. priority) der Aufgabe T_i
- Ω_i Prioritätsebenen (engl. number of priorities)
- $h_{\Delta t}$ Rechenzeitbedarf (engl. demand)
- $u_{\Delta t}$ CPU-Auslastung (engl. utilisation)
- U Absolute CPU-Auslastung
- H Hyperperiode (großer Durchlauf, engl. major cycle)
- f Rahmenlänge (kleiner Durchlauf, engl. minor cycle)
- e_i^f WCET aller Aufträge im Rahmen i
- I_i Intervall (engl. interval)
- Δ_i Dichte (engl. density) von I_i

Zusteller

- T_{PS} Abfragender Zusteller (engl. polling server)
- T_{DS} Aufschiebbarer Zusteller (engl. deferable server)
- T_s Sporadischer Zusteller (engl. sporadic server)
- T_s Sporadischer Zusteller (engl. sporadic server)
- rt_i Wiederauffüllzeitpunkt (engl. replenishment time)

Synchronisation

- cs_i Kritischer Abschnitt (engl. critical section)
- R_i Betriebsmittel (engl. resource)
- s_i Selbstaussetzung (engl. self suspension)

Blockierungszeit
- b_i Blockierungszeit (engl. blocking time)
- b_i^{rc} — durch Wettbewerb (engl. resource contention)
- b_i^{np} — durch Unverdrängbarkeit (engl. nonpreemptable)
- b_i^{ss} — durch s_i

Prioritätsobergrenzen
- $\hat{\Pi}_i$ Prioritätsobergrenze von R_i (engl. ceiling priority)
- $\hat{\Pi}_i(t)$ Aktuelle (System-) Prioritätsobergrenze