Echtzeitsysteme

Zugriffskontrolle

7. Dezember 2009

Überblick

Zugriffskontrolle
- Konkurrenz und Koordination
- Verdrängungssteuerung
- Prioritätsvererbung
- Prioritätsobergrenzen
- Zusammenfassung
- Bibliographie

Nebenläufige Aktivitäten

Nichtsequentielles Programm

Nebenläufigkeit (engl. *concurrency*) bezeichnet das Verhältnis von nicht kausal abhängigen Ereignissen, die sich also nicht beeinflussen

- Aktionen können nebenläufig ausgeführt werden, wenn keine das Resultat des anderen benötigt

```
1:     foo = 4711;
2:     bar = 42;
3:  foobar = foo + bar;
4:  barfoo = bar + foo;
5:     hal = foobar + barfoo;
```

- Zeile 1 kann nebenläufig zu Zeile 2 ausgeführt werden
- Zeile 3 kann nebenläufig zu Zeile 4 ausgeführt werden

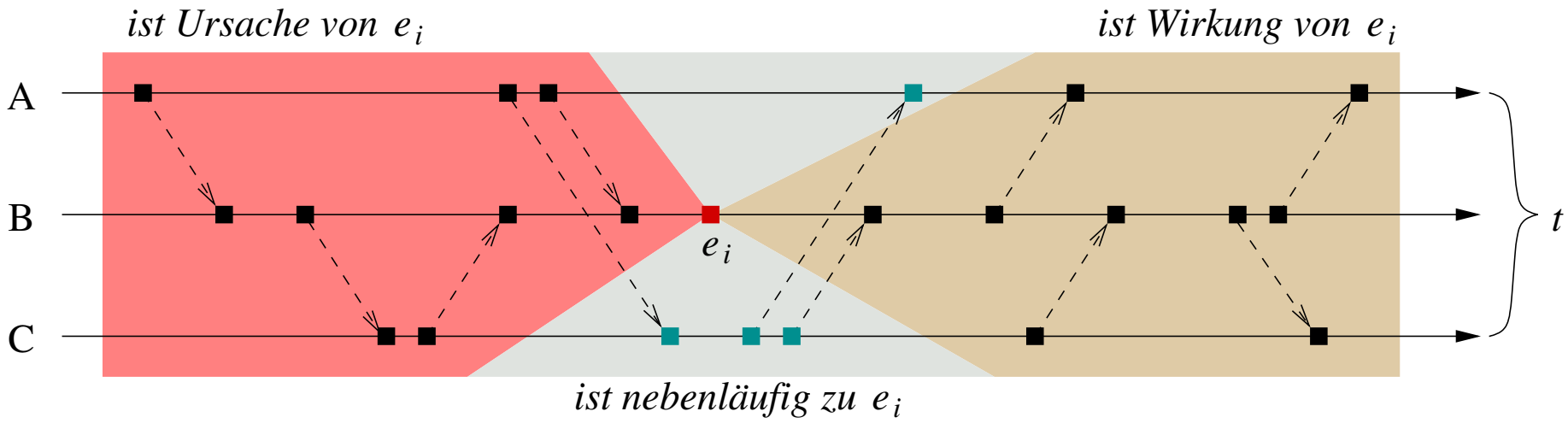
Kausalität (lat. *causa*: Ursache) ist die Beziehung zwischen Ursache und Wirkung, d.h., die ursächliche Verbindung zweier Ereignisse

- Ereignisse sind nebenläufig, wenn keines Ursache des anderen ist

Kausalordnung

Nebenläufigkeit als relativistischer Begriff von Gleichzeitigkeit

Relationen „ist Ursache von“, „ist Wirkung von“, „ist nebenläufig zu“:



- ein Ereignis ist nebenläufig zu einem anderen, wenn es im Anderswo des anderen Ereignisses liegt
  - d.h., weder in der Zukunft noch in der Vergangenheit des anderen
- das Ereignis ist weder Ursache oder Wirkung des anderen Ereignisses

Kausalordnung (Forts.)

Rangfolge aus Gründen von Daten- und Zeitabhängigkeit

„ist Ursache von“
„ist Wirkung von“
„ist nebenläufig zu“
} $\rightsquigarrow$ Sequentialisierung von Ereignissen/Aktionen

Aktionen können im Echtzeitbetrieb nebenläufig stattfinden, wenn ...

- keine das Resultat der anderen benötigt (S. 7-2) ✓
- keine die (strikten) Zeitbedingungen der anderen verletzt
  - Zeitpunkte dürfen nicht bzw. nur selten verpasst werden
  - Zeitintervalle dürfen nicht bzw. nur begrenzt zeitlich gedehnt werden
    - Abstand zwischen Ursache (Ereigniszeitpunkt) und Wirkung (Termin)

☞ die Relationen unterliegen (weichen bis harten) Echtzeitbedingungen

Koordinierung

Reihenschaltung nebenläufiger Aktivitäten

Zugriffskontrolle koordiniert nebenläufige Zugriffe auf gemeinsame aber unteilbare Betriebsmittel $\leadsto$ Synchronisation

- blockierend, wenn das Betriebsmittel nicht die CPU ist
- möglicherweise nicht-blockierend, sonst...
  - kritische Abschnitte

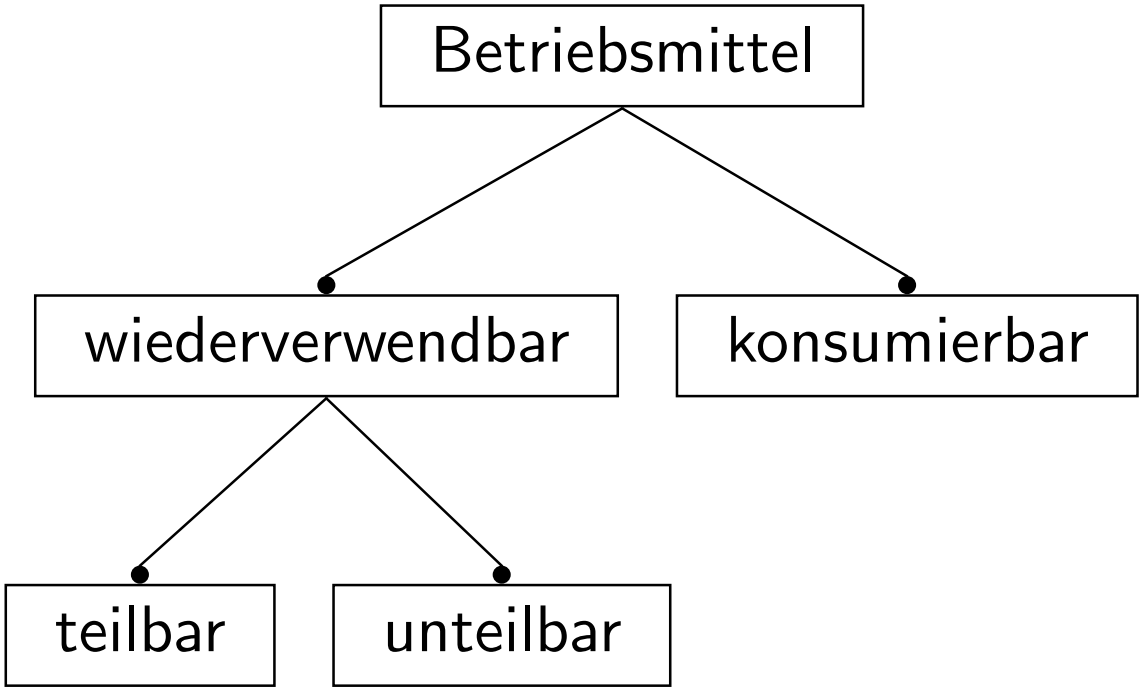
Synchronisation (gr. *sýn*: zusammen, *chrónos*: Zeit) bezeichnet das „Herstellen von Gleichzeitigkeit“

- Koordination der Kooperation und Konkurrenz zwischen Prozessen
- Abgleich von Echtzeituhren (oder Daten) in verteilten Systemen
- Sequentialisierung von Ereignissen entlang einer Kausalordnung
  - z.B. logische Uhren

☞ analytisch oder konstruktiv: Einplanung vs. Implementierung (S. 4-20)

Konkurrenz

Betriebsmittel und Betriebsmittelarten



Hardware

CPU, Speicher, Geräte, Signale

Software

Dateien, Prozesse, Seiten, Puffer, Signale, Nachrichten

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

einseitige Synchronisation $\mapsto$ konsumierbare Betriebsmittel

mehrseitige Synchronisation $\mapsto$ wiederverwendbare Betriebsmittel

- Begrenzung, gegenseitiger Ausschluss

Konkurrenz (Forts.)

Serialisierung von Arbeitsabläufen mit begrenzten/unteilbaren Betriebsmitteln

Betriebsmittel, die unteilbar sind, können von gleichzeitigen Prozessen bzw. Arbeitsaufträgen nur nacheinander belegt werden

Vergabe $\mapsto$ das Betriebsmittel sperren und dem Job zuteilen . . . . . P

- beim Versuch, ein gesperrtes Betriebsmittel erneut zu belegen, wird der anfordernde Job blockiert
- der blockierende Job erwartet das Ereignis/Signal zur Freigabe des gesperrten Betriebsmittels, ihm wird die CPU entzogen

Freigabe $\mapsto$ das Betriebsmittel dem Job wieder entziehen V

- sollten Jobs die Freigabe dieses Betriebsmittels erwarten, wird es sofort der Wiedervergabe zugeführt; das bedeutet:
  (a) das Betriebsmittel entsperren und alle Jobs deblockieren, die sich dann wiederholt um die Vergabe zu bemühen haben *oder*
  (b) einen Job auswählen und ihm das Betriebsmittel zuteilen
- nur der das Betriebsmittel „besitzende“ Job kann es freigeben

Konfliktsituation

Blockierung von Arbeitsaufträgen

Arbeitsaufträge befinden sich untereinander im Konflikt, wenn...

- nur eine begrenzte Anzahl gemeinsamer Betriebsmitteln vorrätig ist
- sie unteilbare Betriebsmittel desselben Typs gemeinsam verwenden

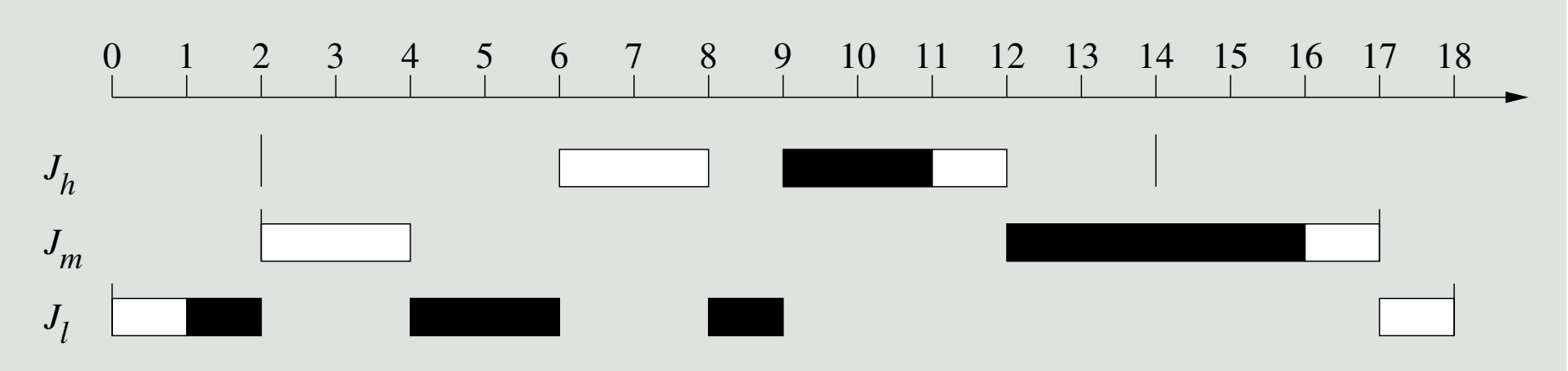
Arbeitsaufträge sind im Streit (engl. *contention*) um ein Betriebsmittel, wenn einer das Betriebsmittel anfordert, das ein anderer bereits besitzt

- der anfordernde Job blockiert und wartet auf die Freigabe des Betriebsmittels durch den Job, der das Betriebsmittel belegt
- der das Betriebsmittel belegende Job löst den auf die Freigabe des Betriebsmittels wartenden Job aus, d.h., deblockiert in wieder

☞ Nutzung begrenzter/unteilbarer Betriebsmittel impliziert Kooperation

Wettstreit um Betriebsmittel

Beispiel: $J_l \mapsto 6(0, 18]$, $J_m \mapsto 7(2, 17]$, $J_h \mapsto 5(2, 14]$



J_l (niedrige Priorität)

- t_0 startet
- t_1 belegt R_i
- t_4 setzt Ausführung fort
- t_8 setzt Ausführung fort
- t_9 gibt R_i frei $\mapsto J_h$
- t_{17} setzt Ausführung fort
- t_{18} beendet die Ausführung

J_m (mittlere Priorität)

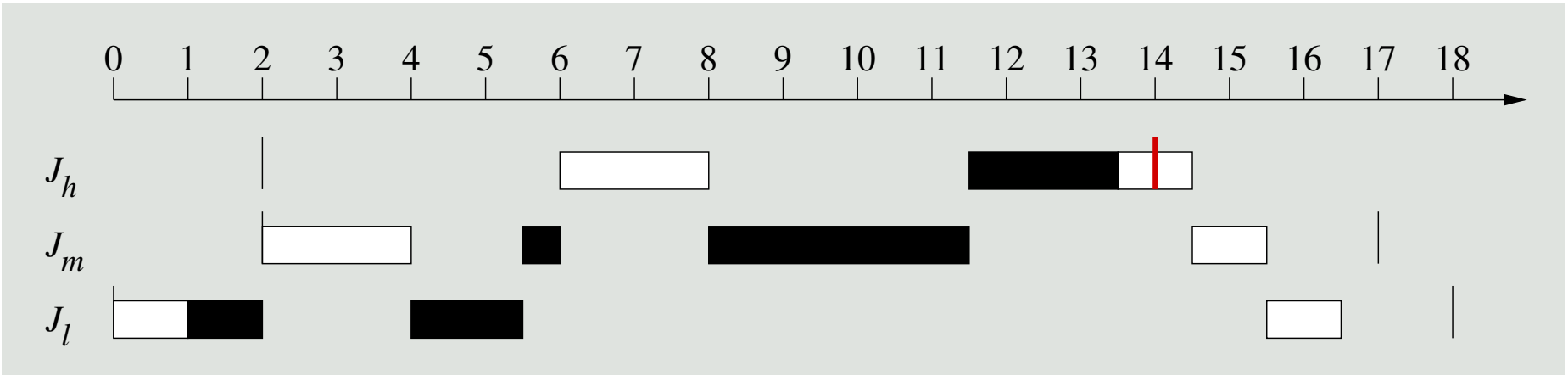
- t_2 startet, verdrängt J_l
- t_4 fordert R_i an, blockiert
- t_{12} belegt R_i
- t_{16} gibt R_i frei
- t_{17} beendet die Ausführung

J_h (hohe Priorität)

- t_6 startet, verdrängt J_l
- t_8 fordert R_i an, blockiert
- t_9 deblockiert, belegt R_i
- t_{11} gibt R_i frei $\rightsquigarrow J_m$
- t_{12} beendet die Ausführung

Anomalie im Laufzeitverhalten

Beispiel: $J_l \mapsto 4.5(0, 18]$, $J_m \mapsto 7(2, 17]$, $J_h \mapsto 5(2, 14]$; J_l mit kürzerer Belegungszeit



J_l (niedrige Priorität)

- t_0 startet
- t_1 belegt R_i
- t_4 setzt Ausführung fort
- $t_{5.5}$ gibt R_i frei $\mapsto J_m$
- $t_{15.5}$ setzt Ausführung fort
- $t_{16.5}$ beendet Ausführung

J_m (mittlere Priorität)

- t_2 startet, verdrängt J_l
- t_4 fordert R_i an, blockiert
- $t_{5.5}$ belegt R_i
- t_8 setzt Ausführung fort
- $t_{11.5}$ gibt R_i frei $\mapsto J_h$
- $t_{14.5}$ setzt Ausführung fort
- $t_{15.5}$ beendet Ausführung

J_h (hohe Priorität)

- t_6 startet, verdrängt J_m
- t_8 fordert R_i an, blockiert
- $t_{11.5}$ belegt R_i
- $t_{13.5}$ gibt R_i frei
- t_{14} verletzt seinen Termin
- $t_{14.5}$ beendet Ausführung

Anomalie im Laufzeitverhalten (Forts.)

Beispiel: $J_l \mapsto 7(0, 18]$, $J_m \mapsto 5(2, 17]$, $J_h \mapsto 5(2, 14]$; J_m fordert R_i nicht an

J_l (niedrige Priorität)

- t_0 startet
- t_1 belegt R_i
- t_4 setzt Ausführung fort
- t_{11} setzt Ausführung fort
- t_{13} gibt R_i frei $\mapsto J_h$
- t_{16} setzt Ausführung fort
- t_{17} beendet die Ausführung

J_m (mittlere Priorität)

- t_6 startet, verdrängt J_l
- t_{11} beendet die Ausführung

J_h (hohe Priorität)

- t_2 startet, verdrängt J_l
- t_4 fordert R_i an, blockiert
- t_{13} belegt R_i
- t_{14} verletzt seinen Termin
- t_{15} gibt R_i frei
- t_{16} beendet die Ausführung

Synchronisation *Considered Harmful*

Prioritätsorientierte Einplanung

Prioritätsumkehr (engl. *priority inversion*, S. 6-26), mögliches Phänomen abhängiger Tasks, vorausgesetzt zwei Bedingungen sind erfüllt:

notwendig ist, dass eine Task hoher Priorität auf eine Task niedriger Priorität wartet $\mapsto$ gegenseitiger Ausschluss

hinreichend ist, dass die Task niedriger Priorität von einer oder mehrerer Tasks mittlerer Priorität verdrängt wird

- auch als unkontrollierte Prioritätsumkehr bezeichnet

Lösungsansätze sind, sofern blockierende Synchronisation in der jeweils gegebenen Situation nicht vermieden werden kann:

- Verdrängungssteuerung ☞ S. 7-13
- Prioritätsvererbung ☞ S. 7-18
- Prioritätsobergrenzen ☞ S. 7-22

Verdrängung zeitweise unterbinden

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

Arbeitsaufträge werden für die Gesamtzeit der Belegung von (unteilbaren) Betriebsmitteln nicht von anderen Arbeitsaufträgen verdrängt

- die Benutzung der Betriebsmittel kontrolliert ein Monitor [1, 2]
  - *kernelized monitor* [3]

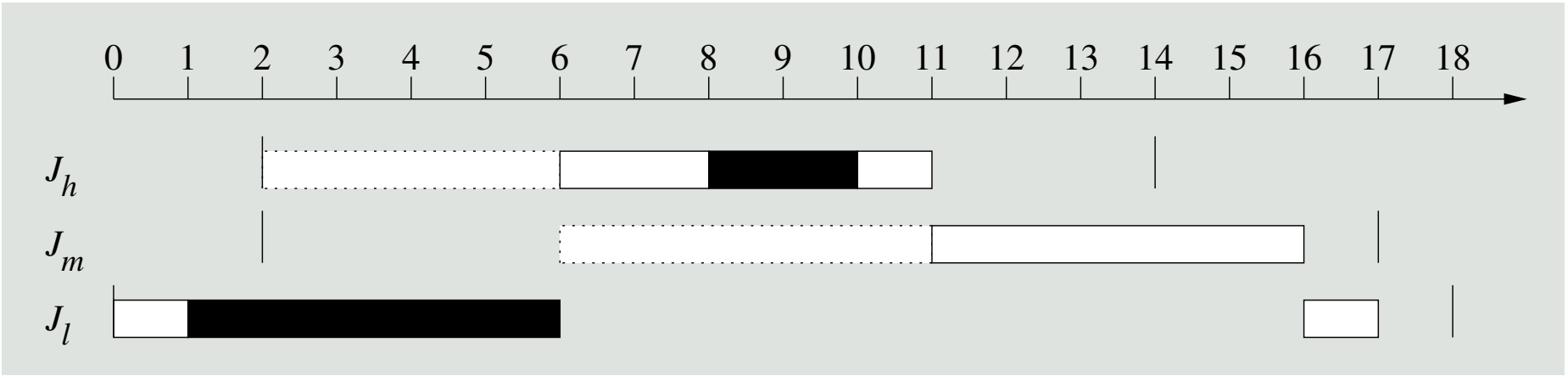
  Eintrittsprotokoll $\mapsto$ Verdrängung abwehren
  - ausgelöste Jobs einplanen, aber nicht einlasten

  Austrittsprotokoll $\mapsto$ Verdrängung wieder zulassen
  - höher priorisierte Jobs (nachträglich) einlasten
- belegt ein Job ein Betriebsmittel, läuft er unverdrängbar weiter
  - verklemmungsfreies Verfahren durch Verklemmungsvorbeugung
    - engl. *deadlock prevention*

☞ Taktsteuerung unterstützt unverdrängbare Ausführung rahmenweise

Kernelized Monitor

Beispiel (S. 7-11): $J_l \mapsto 7(0, 18]$, $J_m \mapsto 5(2, 17]$, $J_h \mapsto 5(2, 14]$



J_l (niedrige Priorität)

- t_0 startet
- t_1 belegt R_i unverdrängbar
- t_6 gibt R_i frei $\mapsto J_h$
- t_{16} setzt Ausführung fort
- t_{17} beendet die Ausführung

J_m (mittlere Priorität)

- t_6 wird ausgelöst
- t_{11} startet
- t_{16} beendet die Ausführung

J_h (hohe Priorität)

- t_2 wird ausgelöst
- t_6 startet
- t_8 belegt R_i unverdrängbar
- t_{10} gibt R_i frei
- t_{11} beendet die Ausführung

Blockierungszeit (1)

Feste obere Schranke

Verzögerungen nebenläufiger Arbeitsaufträge durch die Zugriffskontrolle sind nach oben begrenzt

- die feste obere Schranke bt bestimmt sich aus der größten WCET aller kritischen Abschnitte aller niedriger priorisierten Jobs: $\max(cs)$
- höher priorisierte Jobs werden schlimmstenfalls einmal durch einen niedriger priorisierten Job blockiert

NPCS verzögert eine periodische Task T_i von n periodischen Tasks im taktweisen Betrieb um $bt_i = \max(cs_k)$, für $i + 1 \leq k \leq n$:

fixed-priority bei Abarbeitung nach absteigender Priorität

dynamic-priority z.B. 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 $D_i < D_j$

Pragmatischer Ansatz

Effektiv, bei vergleichsweise geringem Aufwand

Vorteil: erfordert kein *à priori* Wissen über Betriebsmittelanforderungen

- beugt unkontrollierter Prioritätsumkehr vor
  - J_h blockiert nur wenn bei Auslösung J_l bereits das Betriebsmittel hält
  - beendet J_l seinen kritischen Abschnitt, sind alle Betriebsmittel frei
  - Jobs geringerer Priorität als J_h können ihm diese nicht streitig machen
- beugt Verklemmung (engl. *deadlock*) vor, da Nachforderungen von Betriebsmitteln implizit unteilbar geschehen werden
  - eine notwendige Verklemmungsbedingung [4, VIII-60] wird entkräftet
  - genauer: der „*hold and wait*“ Fall kann nicht eintreten
- einfach zu implementieren; ein gutes Verfahren, wenn. . .
  - alle Belegungszeiten aller Betriebsmittel kurz sind
  - die meisten Jobs im Konflikt zueineinander stehen

☞ eignet sich für Systeme mit fester und dynamischer Priorität

Pragmatischer Ansatz mit Schönheitsfehlern

Alternativen, sofern bestimmte Voraussetzungen gegeben sind

Nachteil: höher priorisierte Jobs können durch niedriger priorisierte Jobs blockiert werden, obwohl zwischen ihnen kein Konflikt besteht

- im Beispiel (S. 7-14) wird J_m durch J_l blockiert, obwohl beide Jobs nicht im gegenseitigen Ausschluss zueinanden stehen

Verbesserungsmöglichkeiten...

- so Verklemmungen nicht auftreten können oder durch eine andere Technik vorgebeugt oder vermieden werden:
  - den ein Betriebsmittel haltenden Job für die restliche Belegungszeit ggf. auf die Priorität des jeweils anfordernden Jobs hochsetzen
  - er wird durch Prioritätsvererbung (S. 7-18) „beschleunigt“
- so Betriebsmittelanforderungen *à priori* bekannt sind:
  - der ein Betriebsmittel haltende Job läuft mit der höchsten Priorität aller Jobs, die das Betriebsmittel beanspruchen
  - das Betriebsmittel besitzt eine Prioritätsobergrenze (S. 7-22)

Priorität zeitweise erhöhen

Wechsel zwischen zugewiesene und aktuelle (geerbte) Priorität

Arbeitsaufträge werden für die Restzeit der Belegung von (unteilbaren) Betriebsmitteln durch andere Arbeitsaufträge höher priorisiert

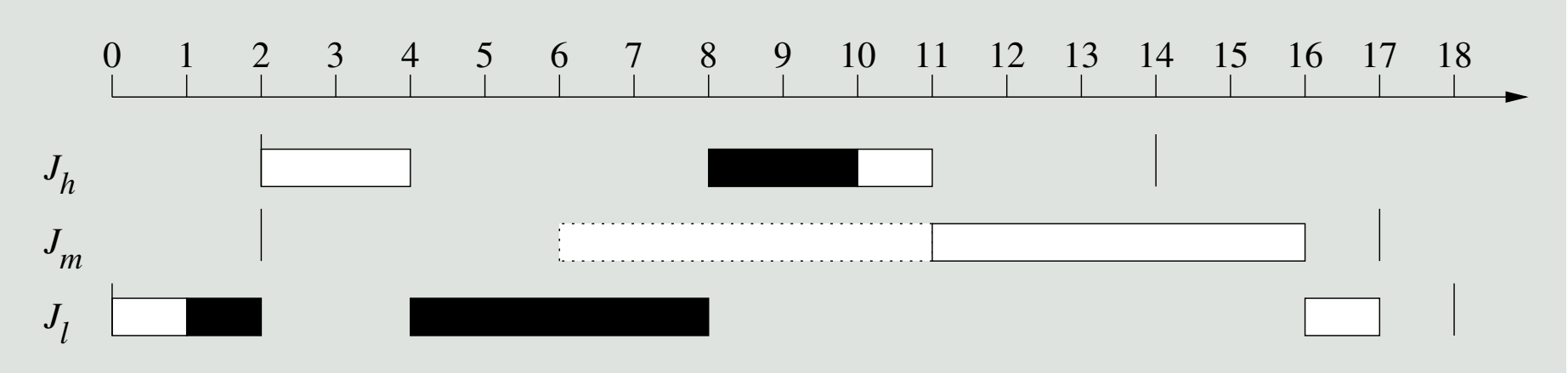
- fordert ein Job ein gesperrtes Betriebsmittel an, vererbt er seine Priorität an den das Betriebsmittel haltenden Job
  - der anfordernde Job hat zu dem Zeitpunkt die höchste Priorität
    - er hat den das Betriebsmittel haltenden Job (indirekt) verdrängt
  - die Priorität des das Betriebsmittel haltenden Jobs wird erhöht
- gibt der Job das durch ihn gesperrte Betriebsmittel frei, nimmt er die ihm ursprünglich zugewiesene Priorität wieder an
  - der das Betriebsmittel freigebende Job wird ggf. sofort verdrängt
  - der auf die Freigabe wartende Job wird ggf. sofort eingelastet

Prioritätsumkehr wird nicht wirklich vermieden, jedoch entschärft:

- wie bei NPCS behalten niedriger priorisierte Jobs die CPU zugeteilt, obwohl höher priorisierte Jobs auf Zuteilung der CPU warten

Priority Inheritance

Beispiel (S. 7-11): $J_l \mapsto 7(0, 18]$, $J_m \mapsto 5(2, 17]$, $J_h \mapsto 5(2, 14]$



J_l (niedrige Priorität)

- t_0 startet
- t_1 belegt R_i
- t_4 läuft mit Priorität J_h
- t_8 gibt R_i frei $\mapsto J_h$
- t_{16} läuft mit alter Priorität
- t_{17} beendet die Ausführung

J_m (mittlere Priorität)

- t_6 wird ausgelöst
- t_{11} startet
- t_{16} beendet die Ausführung

J_h (hohe Priorität)

- t_2 startet
- t_4 fordert R_i an $\mapsto J_l$
- t_8 belegt R_i
- t_{10} gibt R_i frei
- t_{11} beendet die Ausführung

Transitive Blockierung

Nachforderung unteilbarer Betriebsmittel

Zugriffskontrolle durch Prioritätsvererbung bedeutet zunächst zweierlei:

direkte Blockierung eines höher priorisierten Jobs (J_h), der ein gesperrtes Betriebsmittel anfordert, das ein niedriger priorisierter Job (J_l) belegt

Blockierung durch Vererbung (engl. *inheritance blocking*) eines nicht im gegenseitigen Ausschluss befindlichen höher priorisierten Jobs (J_m)

- der einen Job (J_l) gemäß dessen „Altpriorität“ verdrängen würde
- dies jedoch wegen dessen aktuellen (geerbten) Priorität nicht kann

Blockierungen wirken ggf. transitiv: geschachtelte kritische Abschnitte

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

Blockierungszeit (2)

Feste obere Schranken, die kaskadenartig zur Wirkung kommen können

Arbeitsaufträge höherer Priorität werden nur einmal direkt blockiert, wenn die Nachforderung unteilbarer Betriebsmittel ausgeschlossen ist

- für die Dauer der WCET des äußersten kritischen Abschnitts

Situation des schlimmsten Falls: höher priorisierter Job benötigt $n > 1$ Betriebsmittel, steht mit $k > 1$ niedriger priorisierten Jobs im Konflikt

- der höher priorisierte Job kann $\min(n, k)$-mal blockiert werden
- jeweils für die Dauer der WCET des äußersten kritischen Abschnitts

GAU: $n > 1$ Betriebsmittel; $k > 1$ Jobs; J_i Vorrang vor J_j, wenn $i < j$

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 $i = 1, 2, 3, \ldots, n$

Priorität zeitweise deckeln

Vorabwissen über Arbeitsaufträge und Betriebsmittel

Prioritätsobergrenze (engl. *priority ceiling*) eines Betriebsmittels R_i ist die höchste Priorität aller Arbeitsaufträge, die R_i benötigen

- die aktuelle Prioritätsobergrenze des Systems gleicht der höchsten Prioritätsobergrenze der zur Zeit belegten Betriebsmittel
  - $\hat{\Pi}(t)$, in Abhängigkeit vom betrachteten Zeitpunkt t
- ist kein unteilbares Betriebsmittel belegt, existiert die aktuelle Prioritätsobergrenze (theoretisch) nicht
  - sie ist dann niedriger als die niedrigste Priorität aller Jobs
- die jeweiligen Werte sind für alle Betriebsmittel im Voraus bekannt

Arbeitsaufträge können während ihrer Ausführung (d.h., bei Anforderung eines gesperrten Betriebsmittels) eine durch x begrenzte Priorität erben

- wenn sie ein Betriebsmittel mit Prioritätsobergrenze x benötigen

☞ Prioritätsobergrenzen sind eine Variante von Prioritätsvererbung

Betriebsmittelvergabe und Prioritätsvererbung

Vorabwissen über Arbeitsaufträge und Betriebsmittel

Vergabe von Betriebsmittel R zum Zeitpunkt t an Arbeitsauftrag J hängt ab vom Zustand von R und von der aktuellen Priorität $\pi(t)$ von J:

belegt $\mapsto$ R ist gesperrt, J blockiert

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

1. $\pi(t) > \hat{\Pi}(t)$: J hat die aktuell höchste Priorität
2. $\pi(t) \leq \hat{\Pi}(t)$: J ist ein Job, der zum Zeitpunkt t mindestens ein Betriebsmittel mit Prioritätsobergrenze $\hat{\Pi}(t)$ hält
   - anderenfalls bleibt R frei und J blockiert (S. 7-24)

Prioritätsvererbung findet (auch hier) nur statt, wenn J suspendiert wird:

- J_l, der J blockiert, erbt die aktuelle Priorität $\pi(t)$ von J
- J_l behält diese Priorität, bis er alle Betriebsmittel freigibt, deren Prioritätsobergrenze größer oder gleich $\pi(t)$ ist
  - er nimmt dann Priorität $\pi(t')$ an, die er zum Zeitpunkt $t' < t$ hatte
  - d.h., als ihm die freigegebenen Betriebsmittel zugeteilt wurden

Verklemmungsvorbeugung

Entkräftung der hinreichenden Bedingung [4, VIII-60]: zirkulares Warten

Betriebsmittelvergabe kontrolliert durch Prioritätsobergrenzen ist weniger „gefräßig“ (engl. *greedy*), als bloße Prioritätsvererbung

- die Anforderung von J kann zurückgewiesen werden, obwohl das angeforderte Betriebsmittel R frei ist
- dies ist der Fall, wenn die durch die Menge von Prioritätsobergrenzen definierte (ansteigende) lineare Ordnung verletzt werden sollte
  - $\pi(t) \leq \hat{\Pi}(t)$ trifft zu und J hält kein Betriebsmittel mit $\hat{\Pi}(t)$
  - d.h., 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

- da implizit Kosten anfallen, um auch Verklemmungen vorzubeugen

Blockierungszeit (3)

Feste obere Schranke

Zugriffskontrolle durch Prioritätsobergrenzen impliziert drei Arten der Blockierung nebenläufiger Arbeitsaufträge:

1. direkte Blockierung,
2. Blockierung durch Vererbung,
3. Blockierung durch Aufhebungssperre

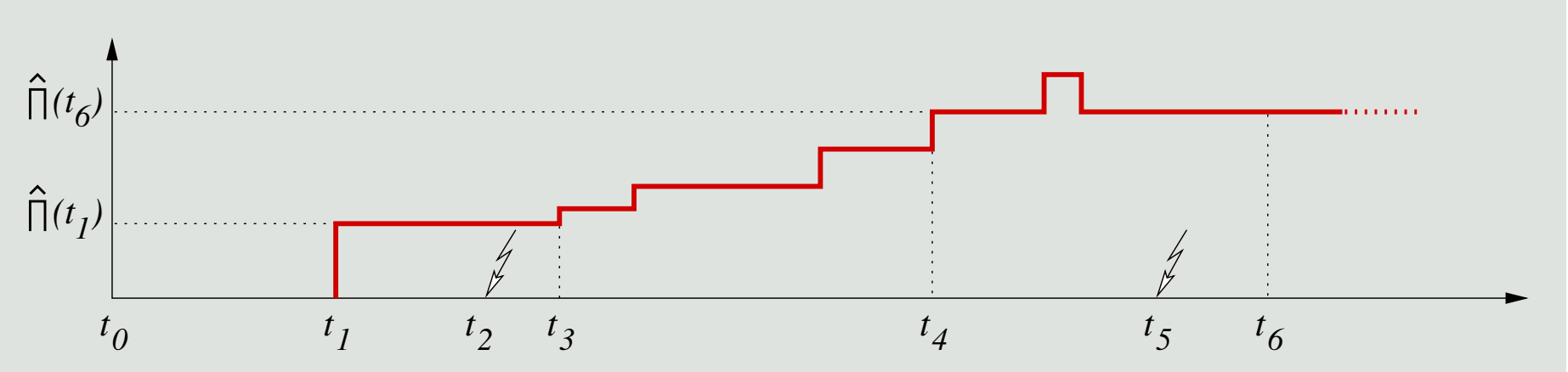
} Prioritätsvererbung

Effekt von 3. ist, dass jeder Arbeitsauftrag höchstens einmal blockiert und dass eine Blockierung nicht transitiv ist [5]

- die Blockierungszeit ist begrenzt durch die größte WCET aller kritischen Abschnitte aller niedriger priorisierten Jobs
- unabhängig von der Anzahl der im Konflikt stehenden Jobs
  - (a) wenn ein Job blockiert, dann nur durch höchstens einen Job
  - (b) ein Job, der einen anderen blockiert, wird selbst von keinem anderen blockiert

Priority Ceiling

Jobs blockieren nicht transitiv und höchstens einmal im Konfliktfall



J_l (niedrige Priorität)

t_0 startet

t_1 belegt $R_x \rightsquigarrow \hat{\Pi}(t_1)$

J_m (mittlere Priorität)

t_2 verdrängt J_l

t_3 belegt R_y, $\pi_m > \hat{\Pi}(t_1)$

J_h (hohe Priorität)

t_5 verdrängt J_m

t_6 blockiert

- direkte Blockierung von J_h durch J_l ist nicht möglich: (a) sonst wäre $\hat{\Pi}(t_3)$ wenigstens π_h und (b) J_m könnte R_y überhaupt nicht belegen
- werden alle ab t_2 angeforderten Betriebsmittel zum Zeitpunkt t_6 nur von J_m belegt, kann J_h nur durch J_m blockiert werden
- würde ein Job J_k bei t_4 Betriebsmittel R_z belegen, wäre J_h aus demselben Grund nicht mehr durch J_m blockierbar, wie J_h nicht durch J_l blockierbar ist

Bestimmung von Blockierungszeiten

Betriebsmittelanforderungsgraph (engl. *resource requirement graph*)

Ansatz zur Bestimmung von Blockierungszeiten ist ein Wartegraph, der Jobs mit Betriebsmitteln und umgekehrt in Verbindung bringt[1]

Knoten repräsentieren Jobs bzw. Betriebsmittel, annotiert mit einem Namen und der Betriebsmittelanzahl (nur Betriebsmittelknoten)

Kanten drücken „wartet auf“- bzw. „belegt von“-Beziehungen aus und sind mit einem 2-Tupel (n, t) annotiert

- Betriebsmittelanzahl n, Belegungszeit t

- Pfade zwischen Jobknoten führen immer über Betriebsmittelknoten
  - J_x belegt n Einheiten R_i für t Zeiten, worauf J_y wartet
  - führt ein Pfad von J_h zu J_l, ist J_h durch J_l direkt blockiert
- Zyklen im Wartegraph zeigen Verklemmungen an $\rightsquigarrow$ „Abfallprodukt“ Verklemmungserkennung (engl. *deadlock detection*) beim Entwurf
  - Verklemmungsvorbeugung als Zusicherung (engl. *assertion*)

[1] Wenn Verklemmungserkennung gleich mit erledigt werden soll. Ansonsten reicht es, den längsten kritischen Abschnitt aller niederprioren Tasks zu finden.

Vereinfachung durch Stapelorientierung

Stapelbezogene Einplanung (engl. *stack-based scheduling*)

Ausgangspunkt ist die stapelorientierte Einplanung von Prozessen, so dass N Prozesse einen Stapel gemeinsam nutzen können [6, 7]

- nicht immer ist es möglich, jeden Job durch einen eigenen Faden zu repräsentieren bzw. mit einem eigenen Stapel zu versehen
  - wenn die Jobanzahl zu hoch und/oder der Speicherplatz zu gering ist
- gemeinsame Nutzung desselben Stapels setzt voraus, dass kein Job bei Anforderung eines gemeinsamen Betriebsmittels blockiert
  - sonst droht die Überschreibung der Stapelbereiche anderer Jobs
- die Jobs dürfen ihre Ausführung niemals selbst aussetzen, sie dürfen jedoch von höher priorisierten Jobs verdrängt werden
  - oben auf dem Stapel läuft immer der Job mit der höchsten Priorität
  - die logische Konsequenz, wenn Selbstaussetzung ausgeschlossen ist

☞ stapelbezogene Prioritätsobergrenzen (*stack-based priority ceiling*)

Stapelbezogene Grenzprioritäten
Regeln

1. Aktualisierung der Grenzpriorität (*ceiling priority*, S. 7-22) $\hat{\Pi}(t)$
   - erfolgt mit jeder Vergabe/Freigabe von Betriebsmitteln
   - sind alle Betriebsmittel frei, gibt es keine Grenzpriorität
2. Einplanung und Einlastung von Jobs
   - nach erfolgter Auslösung muss ein Job ggf. solange warten, bis die ihm zugewiesene Priorität die Grenzpriorität übersteigt
   - Jobs werden jeweils entsprechend ihrer zugewiesenen Priorität und verdrängend ausgeführt
3. Zuteilung eines Betriebsmittels
   - erfolgt sofort, wann immer ein Job das Betriebsmittel anfordert

Jobs blockieren nicht, indem ihnen die Betriebsmittelzuteilung nach Ausführungsbeginn verweigert werden würde

- im Gegensatz zum Grundmodell von Prioritätsobergrenzen (S. 7-23)

Stapelbezogene Grenzprioritäten (Forts.)

Implikationen

Verklemmungen nebenläufig ausgeführter Arbeitsaufträge sind durch eine indirekte Methode zur Verklemmungsvorbeugung[2] ausgeschlossen

(a) beginnt ein Job seine Ausführung, sind alle von ihm im weiteren Verlauf benötigten Betriebsmittel frei
- sonst wäre die Grenzpriorität größer oder gleich seiner Priorität
- in dem Fall wäre jedoch die Einlastung des Jobs verzögert worden

(b) bei Verdrängung eines Jobs 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

[2] zirkulares Warten wird vorgebeugt (siehe auch S. 7-24)

Grundmodell und Stapelorientierung

Feste vs. dynamische Priorität (vergleiche S. 6-6)

feste Priorität $\mapsto$ einfach, wegen *à priori* Wissen

dynamische Priorität $\mapsto$ Prioritäten periodischer Aufgaben ändern sich, während die von ihnen beanspruchten Betriebsmittel konstant bleiben:

- Grenzprioritäten der Betriebsmittel ändern sich mit der Zeit
- Aktualisierung der Grenzprioritäten bei jeder Auslösung eines Jobs
  1. dem ausgelösten Job zum Ereigniszeitpunkt eine Priorität zuweisen
     - relativ zu den anderen bereits eingeplanten/laufbereiten Jobs
     - (dynamische) prioritätsorientierte Einplanung je nach Verfahren
  2. Grenzprioritäten aller Betriebsmittel aktualisieren
     - auf Basis der neuen Taskprioritäten
  3. Grenzpriorität des Systems aktualisieren
     - auf Basis der neuen Grenzprioritäten der Betriebsmittel
- für, auf Jobebene, statische oder dynamische Prioritäten (S. 6-7)

Resümee

Konkurrenz und Koordination nebenläufiger Aktivitäten

- Nebenläufigkeit, Kausalität, Kausalordnung
- Konfliktsituationen $\leadsto$ synchronisieren ohne Prioritätsumkehr

Verdrängungssteuerung $\mapsto$ verdrängungsfreie kritische Abschnitte

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

Prioritätsvererbung $\mapsto$ Priorität zeitweise erhöhen

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

Prioritätsobergrenzen $\mapsto$ Priorität zeitweise deckeln

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

Literaturverzeichnis

[1] Per Brinch Hansen.
Operating System Principles.
Prentice Hall International, 1973.

[2] Charles Antony Richard Hoare.
Monitors: An operating system structuring concept.
Communications of the ACM, 17(10):549–557, October 1974.

[3] Aloysius K.-L. Mok.
Fundamental Design Problems of Distributed Systems for Hard Real-Time Environments.
PhD thesis, Massachusetts Institute of Technology, MIT, Cambridge, MA, USA, May 1983.
Technical Report MIT/LCS/TR-297.

Literaturverzeichnis (Forts.)

[4] Wolfgang Schröder-Preikschat.
Softwaresysteme 1.
www4.informatik.uni-erlangen.de/Lehre/SS07/V_SOS1, 2007.
Lecture Notes.

[5] Lui Sha, Ragunathan Rajkumar, and John P. Lehoczky.
Priority inheritance protocols: An approach to real-time synchronization.
IEEE Transactions on Computers, 39(9):1175–1185, September 1990.

[6] Theodore P. Baker.
A stack-based resource allocation policy for real-time processes.
In *Proceedings of the 11th IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '90)*, pages 191–200, Lake Buena Vista, FL, USA, December 5–7, 1990. IEEE.

Literaturverzeichnis (Forts.)

[7] Theodore P. Baker.
Stack-based scheduling of realtime processes.
Real-Time Systems, 3(1):67–99, 1991.