Echtzeitsysteme

Planbarkeit

18. Januar 2010

Überblick

Einhaltung von Terminen

Taktgesteuerte Systeme $\rightsquigarrow$ konstruktiv

- alle Lastparameter sind à priori bekannt
- die Konstruktion einer Ablauftabelle trägt ihnen Rechnung
- Abhängigkeiten können berücksichtigt werden

☞ alle Termine werden eingehalten

- wenn eine zulässige Ablauftabelle erzeugt werden kann

Vorranggesteuerte Systeme $\rightsquigarrow$ analytisch

- Lastparameter sind nicht vollständig bekannt
- Ablauf wird erst zur Laufzeit berechnet
- Abhängigkeiten müssen explizit gesichert werden

☞ Einhaltung von Terminen muss explizit überprüft werden

Aufgabenstellung

Gegen sei eine Menge periodischer Aufgaben T_i mit

p_i	der Periode (engl. *period*)
D_i	dem relativen Termin (engl. *deadline*)
ϕ_i	der Phase (engl. *phase*)
e_i	der maximalen Ausführungszeit (WCET)

der jeweiligen Aufgabe.

Fragestellung:

Ist diese Menge von Aufgaben zulässig (engl. *feasible* oder *schedulable*)?

Zulässigkeit

(engl. *feasibility* oder *schedulability*)

Ein Ablaufplan ist gültig (engl. *valid*), falls

- jeder CPU gleichzeitig max. ein Arbeitsauftrag zugeteilt wird.
- jeder Arbeitsauftrag gleichzeitig an max. eine CPU zugeteilt wird.
- kein Arbeitsauftrag vor seinem Auslösezeitpunkt eingeplant wird.
- einem Arbeitsauftrag entweder seine tatsächliche oder seine maximale Ausführungszeit zugeteilt wird.
- alle Abhängigkeiten eingehalten werden.

Ein Ablaufplan ist zulässig (engl. *feasible*), falls

- der Ablaufplan gültig ist und
- alle Arbeitsaufträge termingerecht eingeplant werden.

Zulässigkeit (Forts.)

Eine Menge von Aufgaben ist zulässig (engl. *feasible* oder *schedulable*)

- hinsichtlich eines Ablaufplanungsalgorithmus,
- falls dieser Algorithmus immer einen zulässigen Ablaufplan erzeugt.

Die Entscheidung, ob eine Aufgabenmenge planbar ist, hängt somit

- vom verwendeten Ablaufplanungsalgorithmus
- sowie von den Eigenschaften der Aufgaben ab.

☞ häufig schränken Algorithmen die Eigenschaften von Aufgaben ein

- dies vereinfacht die Frage der Zulässigkeit oft beträchtlich
- aufwändige Analysen können diese lockern/aufheben

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 von einander, d.h. die einzige gemeinsame Ressource ist die CPU und es existieren keine Einschränkungen hinsichtlich der Auslösezeiten der Arbeitsaufträge.
- A6 Der Overhead durch Unterbrechungen, Ablaufplanung oder Verdrängung ist vernachlässigbar.
- A7 Alle Aufgaben verhalten sich voll-präemptiv.

Implikationen

Einschränkungen, die Einfluss auf Anwendungen ausüben

Betriebsmittel *gemeinsame Betriebsmittel sind nicht möglich*!

- ET Systeme: gemeinsame Betriebsmittel implizieren Synchronisation
- Aufgaben sind nicht mehr unabhängig

Rangordnung *komplexe Aufgaben können nicht geteilt werden*!

- Aufgaben erzeugen Eingaben für andere Aufgaben
- eine komplexe Aufgabe wird in mehrere einfachere Aufgaben geteilt
- Aufgaben sind nicht mehr unabhängig

Kommunikation *Aufgaben können nicht synchron kommunizieren*!

- synchroner Nachrichtenversand/-empfang
- Aufgaben sind nicht mehr unabhängig

Rechenleistung: Schlüssel zum Erfolg?

Die Lösung unseres Problems erscheint einfach...

Coffman [1]

Für jede Menge von n asynchronen, periodischen Aufgaben, die den Kriterien A1 - A7 entsprechen, findet der EDF Algorithmus einen zulässigen Ablaufplan, *genau dann, wenn* für die CPU-Auslastung gilt:

$$U = \sum_{i=1}^{n} u_i = \sum_{i=1}^{n} \frac{e_i}{p_i} \leq 1$$

- Eine Menge von Aufgaben heißt

  synchron falls $\forall i : \phi_i = 0$,

  asynchron sonst.

Realität: Einige Einschränkungen treffen nicht zu!

Die Lösung unseres Problems ist in Wirklichkeit sehr schwer...

- verzichtet man auf A3 $\rightsquigarrow$ stark $\mathcal{NP}$-hart (Baruah [2])
  - Termine sind kürzer als die Perioden der Aufgaben.
- verzichtet man auf A4 $\rightsquigarrow$ stark $\mathcal{NP}$-hart (Richard [3])
  - Aufgaben legen sich schlafen (engl. *self-suspension*).
- verzichtet man auf A5 $\rightsquigarrow$ stark $\mathcal{NP}$-hart (Mok [4])
  - Der gegenseitige Ausschluss wird durch Semaphore gesichert.
- verzichtet man auf A7 $\rightsquigarrow$ stark $\mathcal{NP}$-hart (Cai [5])
  - Harmonische, periodische Aufgaben sind nicht verdrängbar.

Möglichkeit, Ablaufplanungsalgorithmen zu klassifizieren

Optimalität (engl. *optimality*)

Ein Ablaufplanungsalgorithmus ist optimal (engl. *optimal*) für eine gewisse Klasse von Aufgaben, falls er für eine Menge von Aufgaben dieser Klasse einen zulässigen Ablaufplan findet, sofern ein zulässiger Ablaufplan existiert.

- solch ein Algorithmus stellt eine *Referenz* dar
  - schafft es dieser Algorithmus nicht, schafft es keiner!
- die (generelle) Zulässigkeit einer Menge von Aufgaben
  - kann auf die Zulässigkeit für diesen Algorithmus reduziert werden
  - sofern ein entsprechendes Kriterium existiert

RM

Der RM-Algorithmus ist optimal für Systeme, deren Aufgaben

- synchron sind und
- die Voraussetzungen A1 - A7 erfüllen.

Beweisidee (Baruah [6])

- gegeben sein ein System mit den Aufgaben $\{T_1, T_2, T_3, \dots\ T_n\}$
- mit Prioritäten $T_1 \succ T_2 \succ \dots \succ T_n$ (nicht RM-konform)
- erzeuge einen zulässigen Ablaufplan
- Prioritäten können hinsichtlich RM umgeformt werden[1]
- ohne die Zulässigkeit des Ablaufplans zu zerstören

[1] Man kann die Prioritäten zweier Aufgaben T_1 und T_2, die das RM-Schema verletzen (für die also $T_1 \succ T_2$ gilt, obwohl $p_1 > p_2$), tauschen, ohne dabei die Zulässigkeit des Systems zu zerstören.

RM (Forts.)

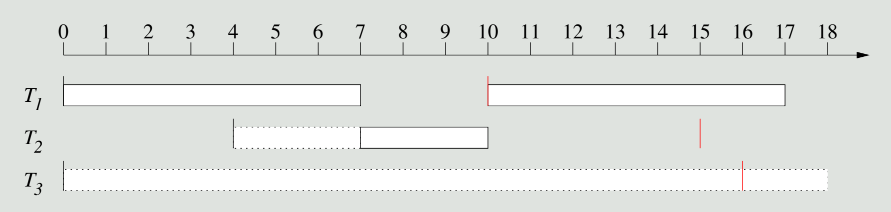
Nichtoptimalität

Der RM-Algorithmus ist nicht optimal für Systeme, deren Aufgaben

- asynchron sind und
- die Voraussetzungen A1 - A7 erfüllen.

Beweis (Baruah [6])

- Betrachte $T_1 = (0, 7, 10)$, $T_2 = (4, 3, 15)$, $T_3 = (0, 1, 16)$
- RM: $T_1 \succ T_2 \succ T_3$



- T_3 verpasst bei t_{16} seinen Termin
- $T_1 \succ T_3 \succ T_2$ würde funktionieren

DM

Der DM-Algorithmus ist optimal für System, deren Aufgaben

- synchron sind,
- die Voraussetzungen A1, A2, sowie A4 - A7 einhalten und
- für deren Termine $D_i \leq p_i$ gilt.

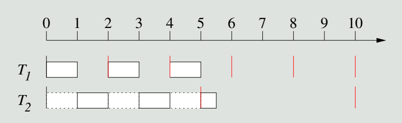
Beweisidee (Baruah [6])

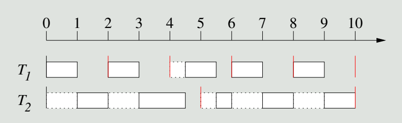
- Analog zum RM-Algorithmus

DM (Forts.)

Nichtoptimalität statischer Prioritäten

- betrachte $T_1 = (2, 1)$ und $T_2 = (5, 2.5)$
- sei $T_1 \succ T_2$





t_5 T_2 verpasst Termin

t_4 $T_2 \succ T_1$

t_{10} Hyperperiode

- vor dem Zeitpunkt t_4 muss gelten $T_1 \succ T_2$
- zum Zeitpunkt t_4 muss gelten $T_2 \succ T_1$

☞ Widerspruch zur statischen Vergabe von Prioritäten

EDF

Der EDF-Algorithmus ist optimal für Systeme, deren Aufgaben

- beliebige Auslösezeiten
  - sporadisch/periodisch
  - synchron/asynchron

  und
- beliebige Deadlines
  - länger oder
  - kürzer als die entsprechende Periode

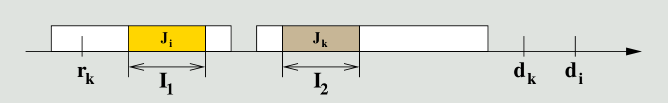
  besitzen, sowie
- die Voraussetzungen A2 und A4 - A7 erfüllen.

Beweis (Liu [7, S. 67])

- Jeder gültige Ablaufplan für solche Systeme
- lässt sich in einen EDF-Ablaufplan umformen.

EDF: Ablaufplanherleitung durch Umformung

Gegeben sei folgender Ablaufplan:



- betrachte alle Paare von Arbeitsaufträgen J_i und J_k
- Arbeitsauftrag J_i wird im Intervall I_1, J_k im Intervall I_2 eingeplant
- der Termin von J_k sei vor dem Termin von J_i: $d_k < d_i$
- das Intervall I_1 liegt komplett vor I_2: $I_1 < I_2$

Fall 1: $r_k > I_1$

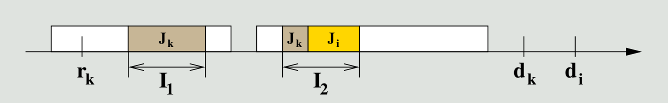
- J_k kann nicht in I_1 eingeplant werden
- der Ablaufplan hat bereits EDF-Form

EDF: Ablaufplanherleitung durch Umformung (Forts.)

Fall 2: $r_k < I_1$ *ohne Beschränkung der Allgemeinheit*

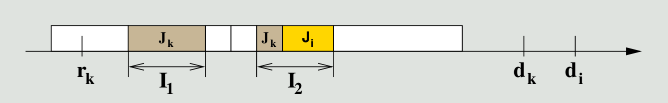
1. tausche J_i und J_k

   Fall 2a: $d(I_1) < d(I_2)$ J_k passend stückeln (Verdrängung!)

   Fall 2b: $d(I_1) \geq d(I_2)$ trivial

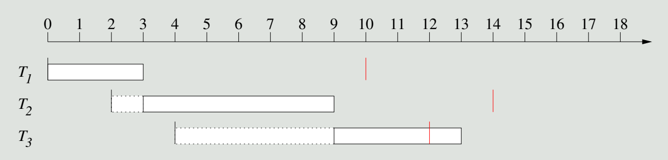
2. verbliebene Ruheintervalle durch Verschiebung von Arbeitsaufträgen auffüllen

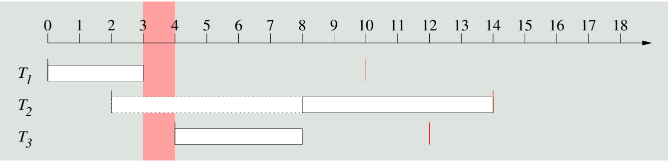
Nichtoptimalität vorranggesteuerter Ablaufplanung

Beliebige (in diesem Fall nicht-verdrängbare) Aufgaben

- betrachte $T_1 = (0, 3, 10)$, $T_2 = (2, 6, 14)$ und $T_3 = (4, 4, 12)$
- EDF versagt bei diesem System



- obwohl ein zulässiger Ablaufplan existiert



- dieser lässt allerdings den Prozessor kurz untätig

☞ der Plan wird von keinem vorranggesteuerten Algorithmus gefunden!

Planbarkeitsanalyse

Welche Möglichkeiten gibt es ...

CPU-Auslastung (engl. *loading factor*)

- Zu welchem Prozentsatz wird der Prozessor maximal beansprucht?
- bevorzugte Methode für dynamische Prioritäten

Zeitbedarfsanalyse (engl. *processor demand*)

- Wieviel Rechenzeit wird innerhalb eines Zeitintervalls benötigt?
- neuere Methode für dynamische Prioritäten

Antwortzeitanalyse (engl. *response time analysis*)

- Wie lange benötigt eine Aufgabe maximal bis zur Fertigstellung?
- präzise Methode für statische Prioritäten

Simulation (engl. *simulation*)

- Wird in einem bestimmten Intervall eine Deadline verfehlt?
- bevorzugte Methode für statische Prioritäten

Rechenzeitbedarf (engl. *processor demand*)

Gegeben sei eine Menge von Aufgaben T und ein Zeitintervall $[t_1, t_2)$, dann ist der Rechenzeitbedarf dieser Aufgaben im Intervall $[t_1, t_2)$:

$$h_{[t_1,t_2)} = \sum_{t_1 \leq r_k, d_k \leq t_2} e_k$$

Das sind alle Aufgaben, deren

- Auslösezeitpunkt und
- absoluter Termin

innerhalb dieses Intervalls liegt.

CPU-Auslastung (engl. *loading factor*)

Die CPU-Auslastung einer Menge von Arbeitsaufträgen während eines Intervalls $[t_1, t_2)$, ist der Anteil des Intervalls, der nötig ist, um diese Arbeitsaufträge auszuführen:

$$u_{[t_1,t_2)} = \frac{h_{[t_1,t_2)}}{t_2 - t_1}$$

Für eine Aussage über die Zulässigkeit einer Menge von Aufgaben T ist absolute CPU-Auslastung (engl. *absolute loading factor*) von Bedeutung.

Dies ist die

- maximale CPU-Auslastung
- über alle Intervalle $[t_1, t_2)$

$$u = \max_{0 \leq t_1 < t_2} u_{[t_1,t_2)}$$

Zulässigkeitstest

Liu und Layland [8]

Für jede Menge von n synchronen, periodischen Aufgaben, die den Kriterien A1 - A7 entsprechen, findet der EDF Algorithmus einen zulässigen Ablaufplan, **gdw** für die CPU-Auslastung gilt:

$$U = \sum_{i=1}^{n} u_i = \sum_{i=1}^{n} \frac{e_i}{p_i} \leq 1$$

- Coffman zeigt dies auch für asynchrone Aufgaben (S. 9-8)
- schließlich zeigt Spuri [9] die „Optimalität“ des EDF-Algorithmus
  - Aufgaben wie oben
  - synchron oder asynchron
  - Kriterium: $U \leq 1$

Beliebige Termine und Perioden

Bedingung A3 (S. 9-6), soll gelockert werden

$D_i \geq p_i$

- die Kriterien von Layland/Liu und Coffman gelten nach wie vor [10]
- diese Kriterien sind notwendig und hinreichend

$D_i < p_i$

Baruah [10]

Für eine hybride Menge von n Aufgaben T, findet der EDF-Algorithmus einen zulässigen Ablaufplan, wenn gilt:

$$U = \sum_{i=1}^{n} \frac{e_i}{min\{D_i, p_i\}} \leq 1$$

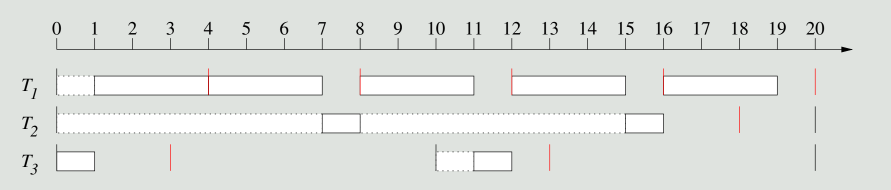
- hybride Menge von Aufgaben: periodische und sporadische Aufgaben
- diese Kriterium ist nur hinreichend!

Dieser Test ist pessimistisch ...

Betrachte folgende Aufgaben: $T_1 = (0, 4, 3, 4)$, $T_2 = (0, 20, 2, 18)$, $T_3 = (0, 10, 1, 3)$

- $\sum_i \frac{e_i}{min\{D_i, p_i\}} = \frac{3}{4} + \frac{2}{18} + \frac{1}{3} = \frac{43}{36} > 1$
- das System ist laut des Tests (S. 9-23) nicht zulässig!

Es existiert jedoch ein zulässiger Ablaufplan:



☞ eine geeignete Analysemethode für hybride Systeme wird benötigt

Maximierung des Rechenzeitbedarfs

- hybrides System $\leadsto$ entsprechendes synchrones, periodisches System
  - alle sporadischen Aufgaben
    - haben Phase $\phi_i = 0$
    - treten mit ihrer maximalen Frequenz auf

- der Rechenzeitbedarf solcher Systeme ist im Intervall $[0, t)$ maximal
  - man kann zeigen: $\forall t_1, t_2 : h_{[t_1, t_2)} \leq h_{[0, t_2 - t_1)}$

- der Rechenzeitbedarf im Intervall $[0, t)$ ist:

$$h(t) = \sum_{D_i \leq t} (1 + \lfloor \frac{t - D_i}{p_i} \rfloor) e_i$$

  - alle Arbeitsaufträge, die vor t beendet sein müssen
  - multipliziert mit der maximalen Anzahl ihrer Aktivierungen

Zulässigkeitstest

Der EDF-Algorithmus, erzeugt für jede hybride Menge von Aufgaben einen zulässigen Ablaufplan, **gdw**:

$$\forall t : h(t) \leq t$$

- entspricht direkt dem Satz von Spuri (S. 9-22)
- ist als Kriterium aber so nicht brauchbar
  - schließlich gibt es unendlich viele Intervalle $[0, t)$
  - alle zu überprüfen ist einfach unmöglich

☞ Einschränkung der zu überprüfenden Intervalle

Tätigkeitsintervalle

Liu und Layland [8]

Kann der EDF-Algorithmus für eine Menge periodischer Aufgaben keinen zulässigen Ablaufplan finden, so wird ein Termin im ersten Tätigkeitsintervall verpasst.

- diese Eigenschaft wurde später auch gezeigt für
  - Mengen synchroner, periodischer Aufgaben mit $D_i \leq p_i$ und
  - generische Mengen synchroner, periodischer Aufgaben
- sei L nun die Länge des ersten Tätigkeitsintervalls
  - die maximale Länge des zu prüfenden Intervalls ist nun beschränkt
- $h(t) \leq t$ muss nicht für alle Zeitpunkte in $[0, t)$ geprüft werden
  - $\{e_1, e_2, \ldots\} = mp_i + D_i; i = 1 \ldots n, m = 0, 1, \ldots$
  - wobei alle $e_i < L$ genügen
  - Zeitbedarf erhöht sich nur bei Auslösung eines Arbeitsauftrags

Ansatz

Antwortzeit	▶ Zeitdauer zwischen Auslösezeit und Terminationszeitpunkt (S. 4-9)
Idee	▶ Terminationszeitpunkt vor dem absoluten Termin ▶ Antwortzeit ω_i kürzer als der relative Termin D_i ▸ für jede Aufgabe $T_i : \omega_i \leq D_i$
Voraussetzungen	▶ Bedingungen A1 - A7 müssen eingehalten werden ▶ Konzept ist jedoch erweiterbar

Probleme

- Wie berechnet man die Antwortzeit?
- Wann wird die maximale Antwortzeit erreicht?

Berechnung der Antwortzeit

- die Antwortzeit ω_i einer Aufgabe T_i berechnet sich zu

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

  - die Aufgabe endet, bevor das Ereignis erneut eintritt
  - setzt sich zusammen, aus
    - der WCET von T_i selbst und
    - den WCETs der Aufgaben mit höherer Priorität $T_1, \ldots, T_{i-1}$

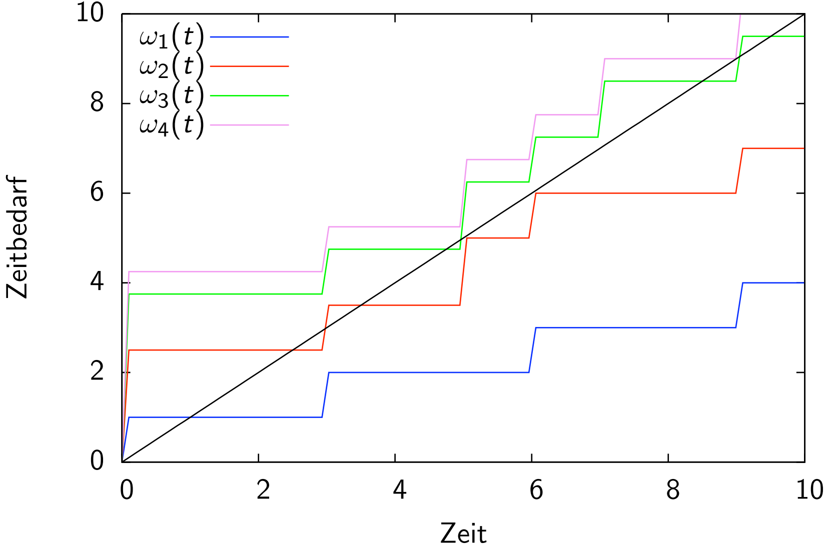
- zu prüfen ist nun $\omega_i(t) \leq t$;
  $t = jp_k; \quad k = 1, 2, \ldots, i; \quad j = 1, 2, \ldots, \lfloor \min(p_i, D_i)/p_k \rfloor$
  - Zeitbedarf erhöht sich nur bei Auslösung dringlicherer Aufgaben
  - bis das Ereignis erneut eintritt/der Termin der Aufgabe erreicht ist
  - ist die Ungleichung für einen Zeitpunkt t erfüllt, ist T_i zulässig

Beispiel: Berechnung der maximalen Antwortzeit

mit den Aufgaben $T_1 = (\phi_1, 3, 1)$, $T_2 = (\phi_2, 5, 1.5)$, $T_3 = (\phi_3, 7, 1.25)$, $T_4 = (\phi_4, 9, 0.5)$

- Antwortzeit ω_1 von T_1
  - $\omega_1(3) = 1 \leq 1$
  - T_1 ist zulässig
- Antwortzeit ω_2 von T_2
  - $\omega_2(3) = 1.5 + \lceil \frac{3}{3} \rceil = 2.5 \leq 3$
  - T_2 ist zulässig
- Antwortzeit ω_3 von T_3
  - $\omega_3(3) = 1.25 + \lceil \frac{3}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{3}{5} \rceil 1.5 = 3.75 > 3$
  - $\omega_3(5) = 1.25 + \lceil \frac{5}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{5}{5} \rceil 1.5 = 4.75 \leq 5$
  - T_3 ist zulässig
- Antwortzeit ω_4 von T_4
  - $\omega_4(3) = 0.5 + \lceil \frac{3}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{3}{5} \rceil 1.5 + \lceil \frac{3}{7} \rceil 1.25 = 4.25 > 3$
  - $\omega_4(5) = 0.5 + \lceil \frac{5}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{5}{5} \rceil 1.5 + \lceil \frac{5}{7} \rceil 1.25 = 5.25 > 5$
  - $\omega_4(6) = 0.5 + \lceil \frac{6}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{6}{5} \rceil 1.5 + \lceil \frac{6}{7} \rceil 1.25 = 6.75 > 6$
  - $\omega_4(7) = 0.5 + \lceil \frac{7}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{7}{5} \rceil 1.5 + \lceil \frac{7}{7} \rceil 1.25 = 7.75 > 7$
  - $\omega_4(9) = 0.5 + \lceil \frac{9}{3} \rceil 1 + \lceil \frac{9}{5} \rceil 1.5 + \lceil \frac{9}{7} \rceil 1.25 = 9.00 \leq 9$
  - T_4 ist zulässig

Zeitbedarfsfunktionen der Aufgaben T_1, T_2, T_3 und T_4



- Arbeitaufträge können blockiert werden
  - wenn sie Betriebsmittel nachfragen,
  - die bereits von Arbeitsauftrag niedriger Priorität belegt sind.
- das muss bei der Bestimmung der Antwortzeit berücksichtigt werden

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

  - die Blockadezeit bt_i der Aufgabe T_i verlängert die Antwortzeit
- die Blockadezeit hängt vom Synchronisationsprotokoll ab
  - NPCS (S. 7-13): $bt_i = \max_{i+1 \leq k \leq n}(cs_k)$
  - Priority Inheritance (S. 7-18): $bt_i = \min(n, j) \max_{i+1 \leq k \leq n}(cs_k)$
    - n Betriebsmittel und Konflikt mit j Aufgaben niedrigerer Priorität
  - Priority Ceiling (S. 7-22): $bt_i = \ldots$

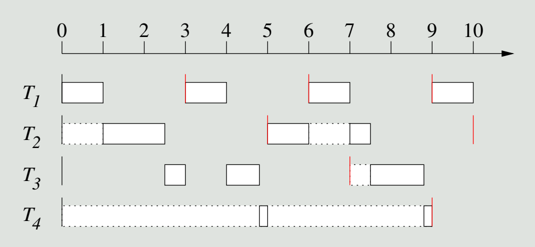
Wann wird die Antwortzeit maximal?

- kritischer Zeitpunkt (engl. *critical instant*)
  - Auslösung eines Arbeitsauftrags an seinem kritischen Zeitpunkt
  - die maximale Antwortzeit wird erreicht
- der Arbeitsauftrag einer Aufgabe T_i, der an einem kritischen Zeitpunkt ausgelöst wird
  - hat die maximale Antwortzeit aller Arbeitsaufträge in T_i
    - falls diese ihre Termine einhalten
  - verpasst seinen Termin
    - falls irgendein Arbeitsauftrag in T_i seinen Termin verpasst
- Liu und Layland [8]: ein kritischer Zeitpunkt
  - in Systemen mit statischen Prioritäten tritt ein
  - falls zusammen mit einem Arbeitsauftrag einer Aufgabe T_i
  - Arbeitsaufträge aller Aufgaben höherer Priorität $T_1, \ldots, T_{i-1}$ ausgelöst werden
- In Systemen mit dynamischen Prioritäten
  - lässt sich ein solcher kritischer Zeitpunkt nicht identifizieren,
  - was die Antwortzeitanalyse ungemein aufwendig macht.

Simulation

Vorteil	▶ Analysemethoden: komplex und schwer verständlich
	▶ Planungsalgorithmen: relativ einfach
	▶ Konstruktion eines Ablaufplans!
Voraussetzung	▶ Simulation muss den *worst case* treffen
Lösung	▶ Simulation muss am kritischen Zeitpunkt beginnen

Vergleiche Beispiel auf S. 9-30



☞ Methode, die in vielen industriellen Werkzeugen vorzufinden ist

Resümee

Zulässigkeit einer Menge von Aufgaben

- zentrale Frage: ist eine Menge von Aufgaben zulässig?
- d.h. können alle Aufgaben termingerecht abgearbeitet werden?

Komplexität dieser Fragestellung

- Entscheidung der Zulässigkeit ist sehr, sehr schwierig
- nur Sonderfälle sind in polynomieller Laufzeit berechenbar
- nahezu alle Varianten des Problems sind stark $\mathcal{NP}$-hart

Optimalität eines Ablaufplanungsalgorithmus

- ist ein Ablaufplanungsalgorithmus optimal,
- findet er einen zulässigen Ablaufplan für eine bestimmte Aufgaben,
- **gdw** ein zulässiger Ablaufplan existiert.

Planbarkeitsanalyse für dynamische und statische Prioritäten

- dynamische Prioritäten $\rightsquigarrow$ CPU-Auslastung, Zeitbedarfsanalyse
- statische Prioritäten $\rightsquigarrow$ Antwortzeitanalyse, Simulation

Literaturverzeichnis

[1] Edward G. Coffman.
Computer and Job-shop Scheduling Theory.
John Wiley & Sons Inc, 1976.

[2] Sanjoy K. Baruah, Louis E. Rosier, and R. R. Howell.
Algorithms and complexity concerning the preemptive scheduling of periodic, real-time tasks on one processor.
Real-Time Systems Journal, 2(4):301–324, 1990.

[3] Pascal Richard.
On the complexity of scheduling real-time tasks with self-suspensions on one processor.
Proceedings. 15th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS 2003), pages 187–194, July 2003.

[4] A. K. Mok.
Fundamental design problems of distributed systems for the hard real-time environment.
PhD thesis, MIT, 1983.

[5] Yang Cai and M. C. Kong.
Nonpreemptive scheduling of periodic tasks in uni- and multiprocessor systems.
Algorithmica, 15(6):572–599, 1996.

[6] Sanjoy Baruah and Joel Goossens.
Scheduling Real-time Tasks: Algorithms and Complexity, chapter 28.
Computer and Information Science series. Chapman & Hall/CRC, 2004.

[7] Jane W. S. Liu.
Real-Time Systems.
Prentice-Hall, Inc., 2000.

[8] C. L. Liu and James W. Layland.
Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard-real-time environment.
Journal of the ACM, 20(1):46–61, 1973.

[9] Marco Spuri.
Earliest Deadline Scheduling in Real-Time Systems.
Dissertation, Scuola Superiore S. Anna, Pisa, 1996.

[10] S.K. Baruah, A.K. Mok, and L.E. Rosier.
Preemptively scheduling hard-real-time sporadic tasks on one processor.
pages 182–190, December 1990.