Überblick

Einhaltung von Terminen

Taktgesteuerte Systeme ⇝ 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 ⇝ 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 (engl. *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 (engl. *Feasibility* oder *Schedulability*, 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 Menge von Aufgaben planbar ist, hängt also

- vom verwendeten Ablaufplanungsalgorithmus ab, aber auch
- von den Eigenschaften der Aufgaben.

☞ häufig schränken Algorithmen die Eigenschaften von Aufgaben ein

- dies vereinfacht die Frage der Zulässigkeit oft beträchtlich
- durch aufwendigere Analysen können sie gelockert/aufgehoben werden

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

Diese Einschränkungen haben Einfluss auf Anwendungen

Betriebsmittel

- gemeinsame Betriebsmittel implizieren Synchronisation in ET Systemen
- Aufgaben sind nicht mehr unabhängig

☞ gemeinsame Betriebsmittel sind nicht möglich!

Rangordnung

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

☞ komplexe Aufgaben können nicht geteilt werden!

Kommunikation

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

☞ Aufgaben können nicht synchron kommunizieren!

Die Lösung dieses Problems scheint einfach, ...

Coffman [31]

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

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

- Eine Menge von Aufgaben
  - heißt synchron, falls $\forall i : \phi_i = 0$,
  - ansonsten heißt sie asynchron.

... ist aber sehr schwierig!

- verzichtet man auf A3
  - Termine sind kürzer als die Perioden der Aufgaben.
  - ☞ stark $\mathcal{NP}$-hart (Baruah [32])
- verzichtet man auf A4
  - Aufgaben legen sich schlafen (engl. *self-suspension*).
  - ☞ stark $\mathcal{NP}$-hart (Richard [33])
- verzichtet man auf A5
  - Der gegenseitige Ausschluss wird durch Semaphore gesichert.
  - ☞ stark $\mathcal{NP}$-hart (Mok [34])
- verzichtet man auf A7
  - Harmonische, periodische Aufgaben sind nicht verdrängbar.
  - ☞ stark $\mathcal{NP}$-hart (Cai [35])

Optimalität

Eine 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 gültigen Ablaufplan findet, sofern ein gültiger 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

Optimalität des RM-Algorithmus

Der RM-Algorithmus ist optimal für Systeme, deren Aufgaben

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

Beweisidee (Baruah [36])

- gegeben sein ein System mit den Aufgaben $\{T_1, T_2, T_3, \ldots\ T_n\}$
- mit Prioritäten $T_1 \succ T_2 \succ \ldots \succ T_n$ (nicht RM-konform)
- erzeugen einen zulässigen Ablaufplan
- Prioritäten können hinsichtlich RM umgeformt werden [24]
- ohne Zulässigkeit des Ablaufplans zu zerstören

[24] 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 und ohne dabei die Zulässigkeit des Systems zu zerstören.

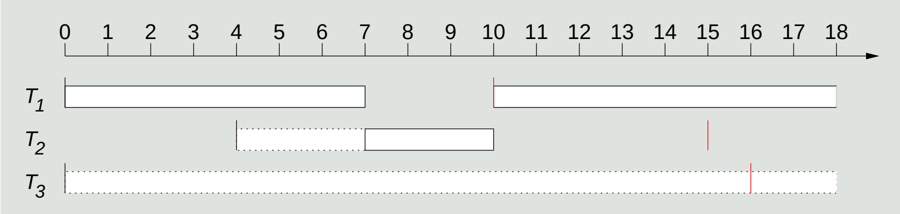
Nicht-optimalität des RM-Algorithmus

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

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

Beweis (Baruah [36])

- 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

Optimalität des DM-Algorithmus

Der DM-Algorithmus ist optimal für System, deren Aufgaben

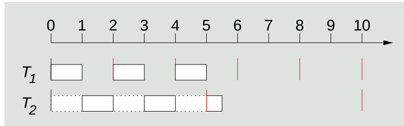
- synchron sind,
- die Voraussetzungen A1, A2, sowie A4 - A7 einhalten und
- für deren Termine $D_i \leq p_i$ gilt.

Beweisidee (Baruah [36])

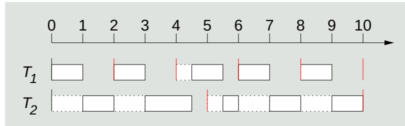
- Analog zum RM-Algorithmus

Nicht-optimalität 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

Optimalität von 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

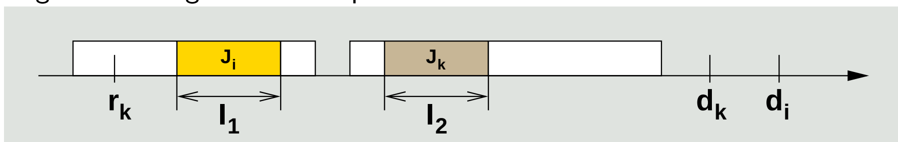
  besitzen, sowie
- die Voraussetzungen A2 und A4 - A7 erfüllen.

Beweis (Liu [2, S. 67])

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

Umformung in einen EDF-Ablaufplan

Gegeben sei folgender Ablaufplan:



- betrachte alle Paare von Arbeitsaufträgen J_i und J_k
- Arbeitsauftrag J_i wird im Intervall I_1 und 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: $r_k > I_1$

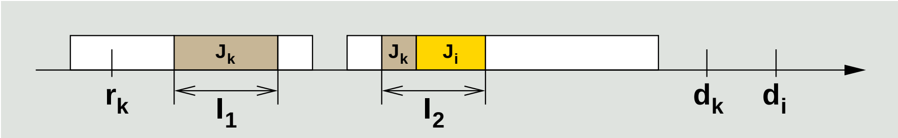
- J_k kann nicht in I_1 eingeplant werden

☞ der Ablaufplan hat bereits EDF-Form

Umformung in einen EDF-Ablaufplan Forts.

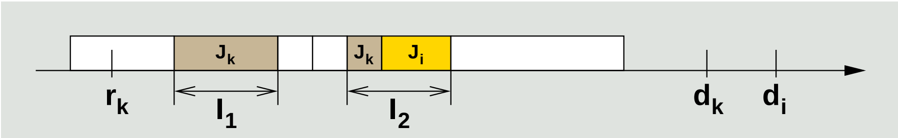
Fall 2: oBdA. $r_k < I_1$: tausche J_i und J_k

- $d(I_1) < d(I_2)$
- J_k wird in passende Stücke aufgeteilt (Verdrängung!)



- $d(I_1) \geq d(I_2)$
- trivial

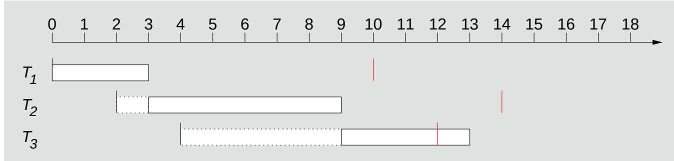
Fülle verbliebene Ruheintervalle durch Verschiebung von Arbeitsaufträgen



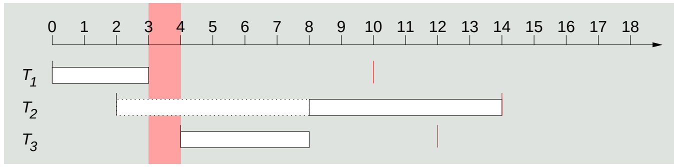
Nicht-optimalität vorranggesteuerter Ablaufplanung

für beliebige (in diesem Fall nicht-verdrängbare) Aufgaben

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



- obwohl ein zulässiger Ablaufplan existiert



- dieser lässt allerdings den Prozessor kurz untätig

☞ dieser 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 zu ihrer 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
  - deren 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 [37]

Für jede Menge von n asynchronen, periodischen Aufgaben, die den Kriterien A1 - A7 entsprechen, findet der EDF Algorithmus einen gültigen 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 [38] die "Optimalität" des EDF-Algorithmus
  - Aufgaben wie oben
  - synchron oder asynchron
  - Kriterium: $U \leq 1$

Beliebige Termine und Perioden

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

$D_i \geq p_i$

- die Kriterien von Layland/Liu und Coffman gelten nach wie vor [39]
- diese Kriterien sind notwendig und hinreichend

$D_i < p_i$

Baruah [39]

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

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

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

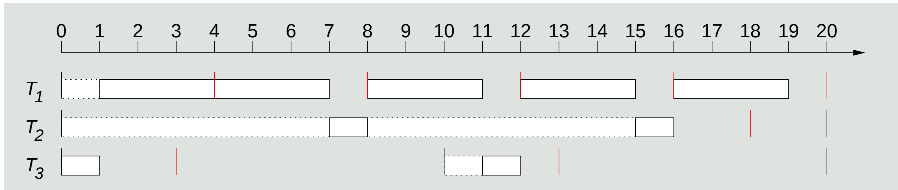
Dieser Test ist pessimistisch . . .

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

- $\sum_i \frac{e_i}{min\{D_i, T_i\}} = \frac{3}{4} + \frac{2}{18}\frac{1}{3} = \frac{43}{36} > 1$

☞ das System ist laut des Test (S. 9- 23) nicht zulässig!

Es existiert jedoch ein zulässiger Ablaufplan:



☞ eine geeignete Analysemethode für hybride Systeme wird benötigt

Maximierung des Rechenzeitbedarfs

- hybrides System $\rightsquigarrow$ 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 [37]

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
- die 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

$$\omega_i(t) \leq t;$$

$$t = jp_k; \quad k = 1, 2, \ldots, i; \quad j = 1, 2, \ldots, \lfloor \min(p_i, D_i)/p_k \rfloor$$

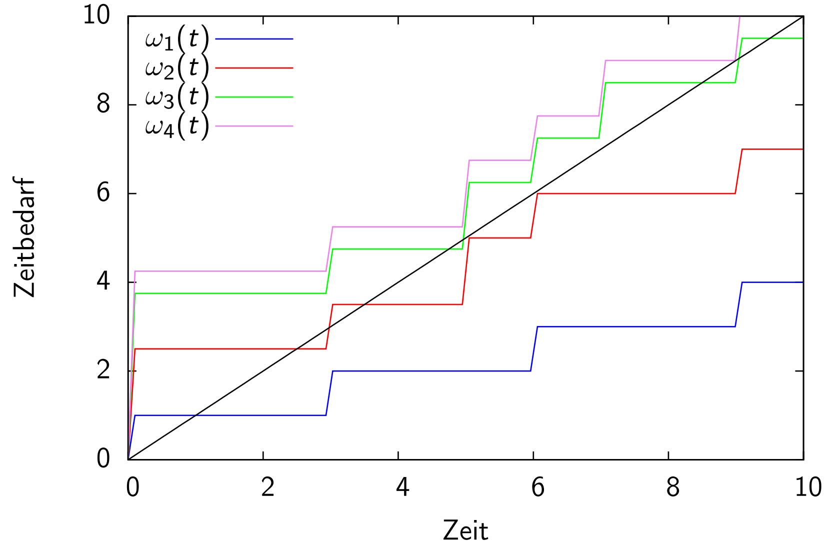
  - Zeitbedarf erhöht sich nur bei Auslösung von Aufgaben höherer Priorität
  - bis das Ereignis erneut eintritt oder der Termin des Aufgabe erreicht ist
- ☞ ist die Ungleichung für einen Zeitpunkt t erfüllt, ist T_i zulässig

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



Fadensynchronisation

Erweiterung des Konzepts, Aufhebung von Bedingung A5

- 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 [37]: 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.

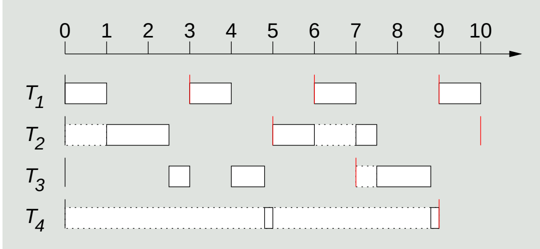
Simulation

Vorteil
- Analysemethoden sind sehr komplex und schwer verständlich
- Planungsalgorithmen sind 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 $\leadsto$ CPU-Auslastung, Zeitbedarfsanalyse
- statische Prioritäten $\leadsto$ Antwortzeitanalyse, Simulation