Echtzeitsysteme

Zustellerkonzepte & Übernahmeprüfung

Lehrstuhl Informatik 4

13. Dezember 2012

Gliederung

Fragestellungen

- Wie behandelt man am besten nicht-periodische Jobs in vorranggesteuerten Systemen?
  - Das Stehlen von Schlupf scheidet ja leider aus - zu komplex.
  - Hintergrundbetrieb und abfragende Zusteller sind zu langsam.
  - Vordegrundbetrieb beeinflusst periodische Aufgaben zu sehr.
- Der Schlüssel liegt in der Bewahrung des Budgets
  - Wie und wann wird das Budget verbraucht?
  - Wie und wann wird das Budget wieder aufgefüllt?
  - Wie stark ist der Einfluss auf periodische Aufgaben?
- Wir können nun die Antwortzeit für aperiodische Arbeitsaufträge optimieren, aber was machen wir mit sporadischen Jobs?
  - Wie sehen Akzeptanztests eigentlich aus?

☞ heute geht es um vorranggesteuerte Systeme!

Gliederung

Abfragender Zusteller (s. Folie V-1/16)

Vor- und Nachteile, Fluch und Segen

Verhält sich im schlimmsten Fall genau wie eine periodischen Aufgabe

- Das vereinfacht die Analyse abfragender Zusteller ungemein. . .

☞ Beschränkter, exakt quantifizierbarer Einfluss auf andere Aufgaben!

- . . . hat aber auch Nachteile

☞ Abfragende Zusteller liefern unbefriedigende Antwortzeiten!

- Grund ist der Verlust des Ausführungsbudgets
  - sobald der Zusteller untätig wird, verfällt sein Budget
  - später eintreffende Jobs müssen aufgeschoben werden

⇝ Restbudget auch in Phasen der Untätigkeit bewahren

- sich aber schlimmstenfalls so verhalten, wie eine periodische Aufgabe

☞ bandweite-bewahrende Zusteller (engl. *bandwidth-preserving servers*)

Verbesserung des Abfragebetriebs

Restbudget untätig gewordener Zusteller in der Abfrageperiode nicht verfallen lassen

Zusteller, die ihr Ausführungsbudget (d.h., ihre Bandweite) innerhalb ihrer Abfrageperiode bewahren $\mapsto$ engl. *bandwidth-preserving server*

- definieren sich durch bestimmte Regeln zum...
  Verbrauch (engl. *consumption rules*) des Budgets
  - Bedingungen, unter denen das Budget bewahrt/verbraucht wird

  Auffüllen (engl. *replenishment rules*) des Budgets
  - Festlegungen, *wann* und *wie* das Budget aufgefüllt wird
- werden nach folgendem Schema vom System verarbeitet:
  - der Planer (Betriebssystem) führt Buch über den Budgetverbrauch
    - suspendiert den Zusteller, wenn das Budget verbraucht wurde
    - stellt den Zusteller bereit, wenn das Budget aufgefüllt wurde
  - der Zusteller setzt sich selbst aus, wenn er untätig wird
    - Restbudget zum Zeitpunkt des Untätigwerdens bleibt ihm erhalten
    - wird er wieder zurückgestellt, wird der Zusteller ausführungsbereit

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*)

Bewahrung des Restbudgets zum Zeitpunkt des Untätigwerdens – vgl. [3, S. 195]

Deferrable Server $\mapsto T_D = (p_s, e_s)$

- periodisches Auffüllen von Budget e_s mit Periode p_s (s. V-1/16)
- Bewahrung des (Rest-) Budgets von T_D in p_s bei Untätigkeit
- keine Akkumulation des Restbudgets von Periode zu Periode
  - am Ende der Abfrageperiode verfällt ggf. vorhandenes Restbudget

Verbrauchsregel Wann immer der Zusteller ausgeführt wird, verbraucht er sein Ausführungsbudget mit einer Rate $1/\mathit{Zeiteinheit}$.

Auffüllregel Das Ausführungsbudget des Zustellers wird zu den Zeitpunkten kp_k auf e_s gesetzt, für $k = 0, 1, 2, \ldots$.

Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (s. Folie. V-1/17)

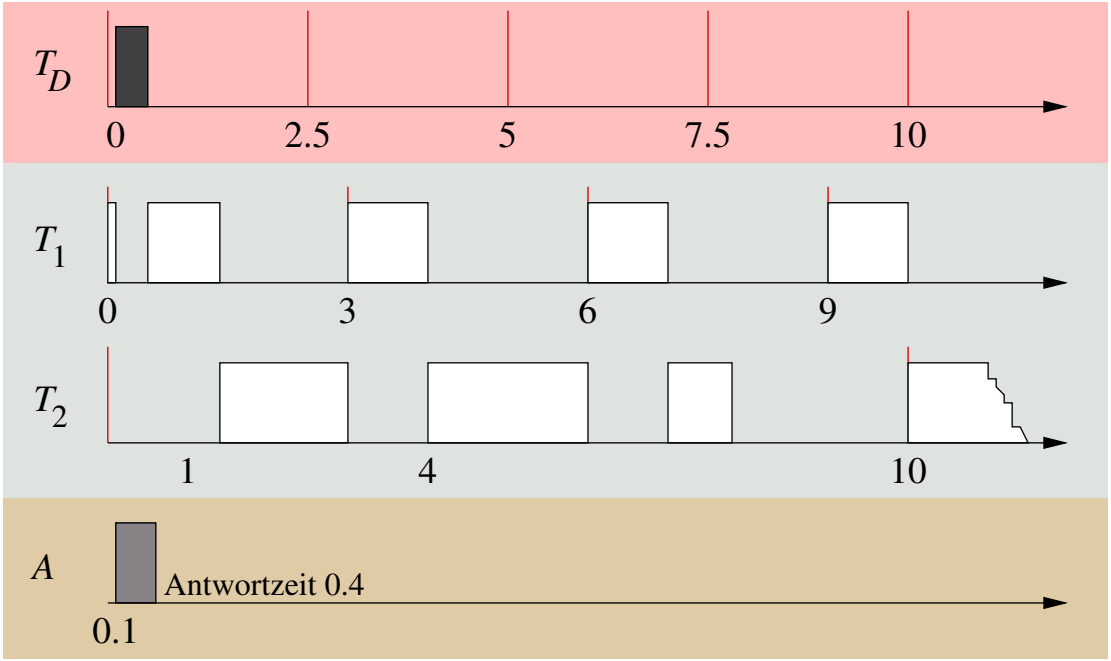
Optimiertes Antwortverhalten

periodische Tasks:

- $T_D = (2.5, 0.5)$
- $T_1 = (3, 1)$
- $T_2 = (10, 4)$
- RM

aperiodischer Job:

- $A \mapsto 0.4\,[0.1, \infty[$



- das Budget von 0.5 Zeiteinheiten bleibt T_D erhalten
  - obwohl T_D zum Zeitpunkt t_0 untätig ist
  - unmittelbare Abarbeitung des Jobs A zum Zeitpunkt $t_{0.1}$
- eine Akkumulation des Budgets ist nicht vorgesehen
  - eine Übertragung des Restbudgets von 0.1 Zeiteinheiten in die Abfrageperiode $t_{2.5}$ ist nicht vorgesehen

Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller

Budgetverbrauch und -auffüllung

periodische Tasks:

- $T_D = (3, 1)$
- $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
- $T_2 = (6.5, 0.5)$
- RM

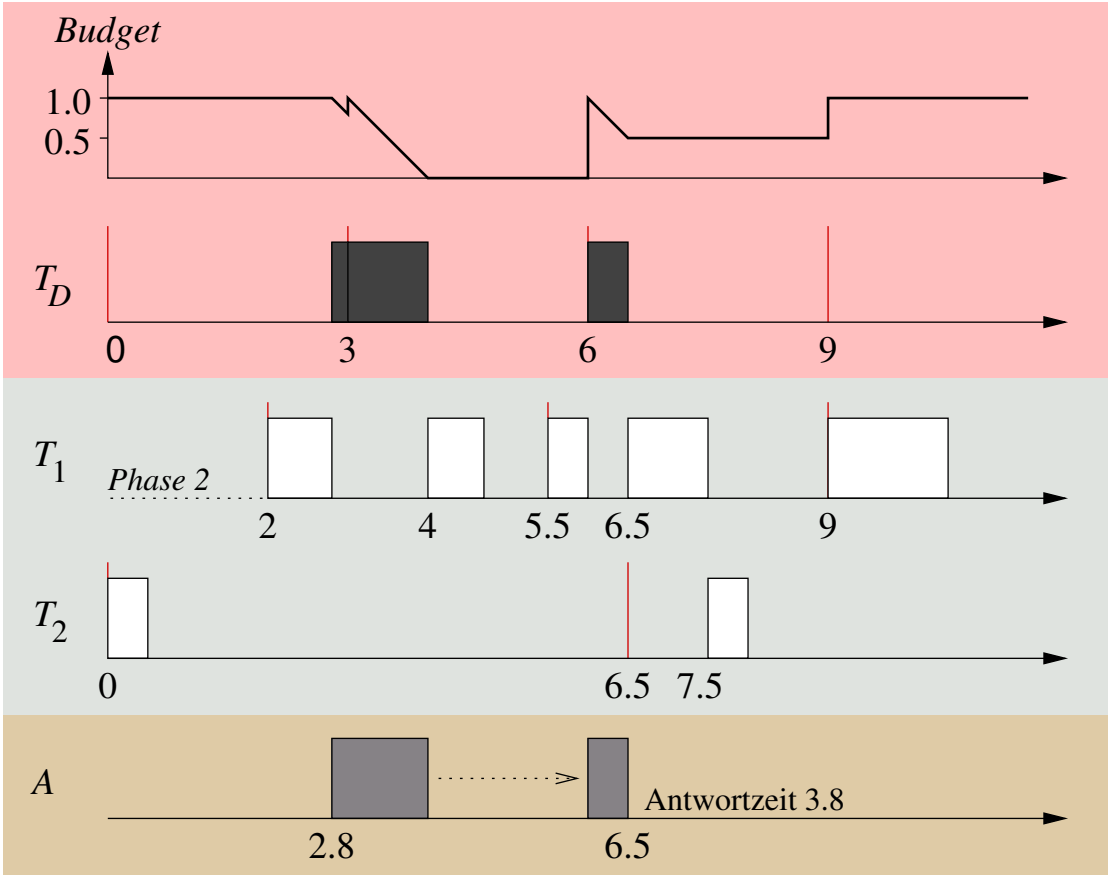
aperiodischer Job:

- $A \mapsto 1.7\,[2.8, \infty[$

Verlauf:

t_0 T_D startet & wartet

$t_{2.8}$ A wird zugestellt



t_3 T_D kommt weiter in Frage

t_4 T_D wird vom Planer gestoppt

t_6 T_D kommt erneut in Frage

$t_{6.5}$ A ist beendet, T_D untätig

Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller – EDF

Budgetverbrauch und -auffüllung — alternatives Einplanungsverfahren

periodische Tasks:

- $T_{D,1,2}$ vgl. V-2/9
- EDF
- $d_D = T_{replenishment}$
- $d_{1,2} = p_{1,2}$

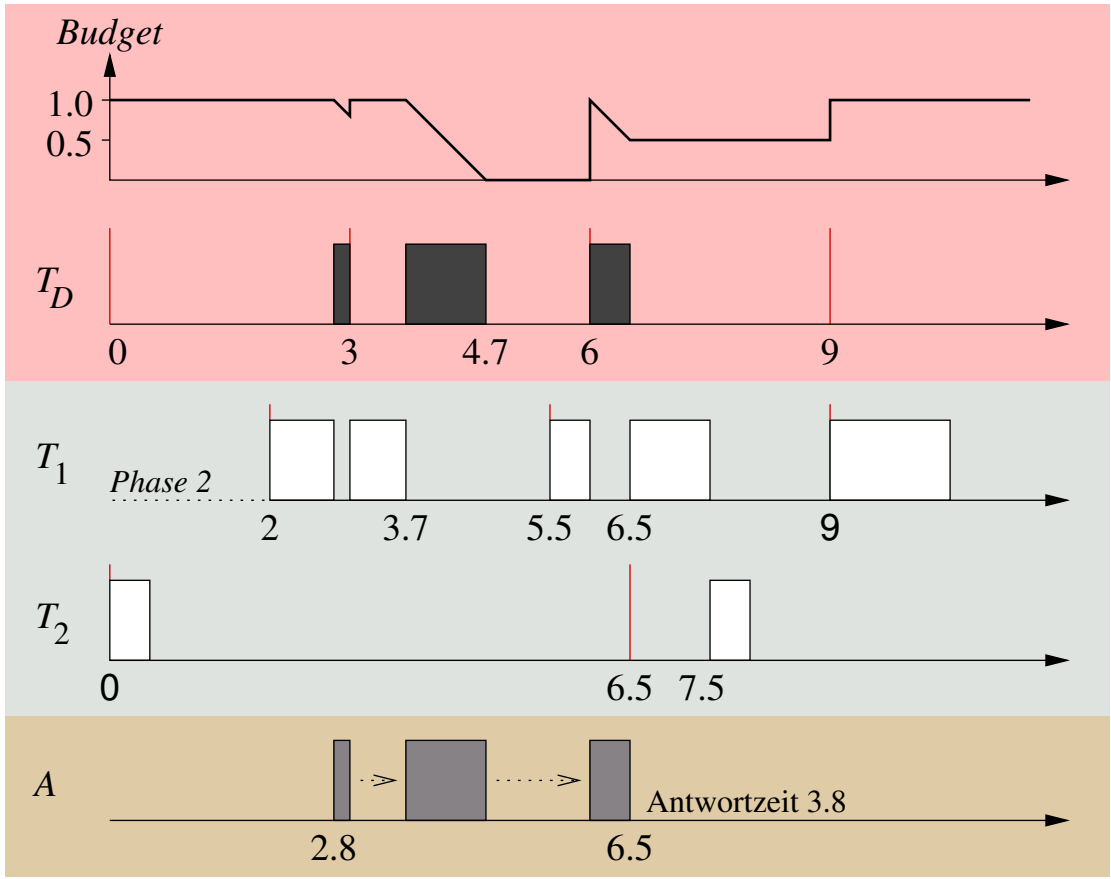
aperiodischer Job:

- $A \mapsto 1.7\,[2.8, \infty[$

Verlauf:

t_0 T_D startet & wartet

$t_{2.8}$ A wird zugestellt



t_3 T_1 hat früheren Termin (5.5)

t_4 T_D wird weiter ausgeführt

t_6 $d_1 = d_D$, T_D wird bevorzugt

$t_{6.5}$ A ist beendet, T_D untätig

Aufschiebbarer Zusteller ∪ Hintergrundzusteller

Budgetverbrauch und -auffüllung — Antwortzeitverbesserung

Beispiel (vgl. V-2/10):

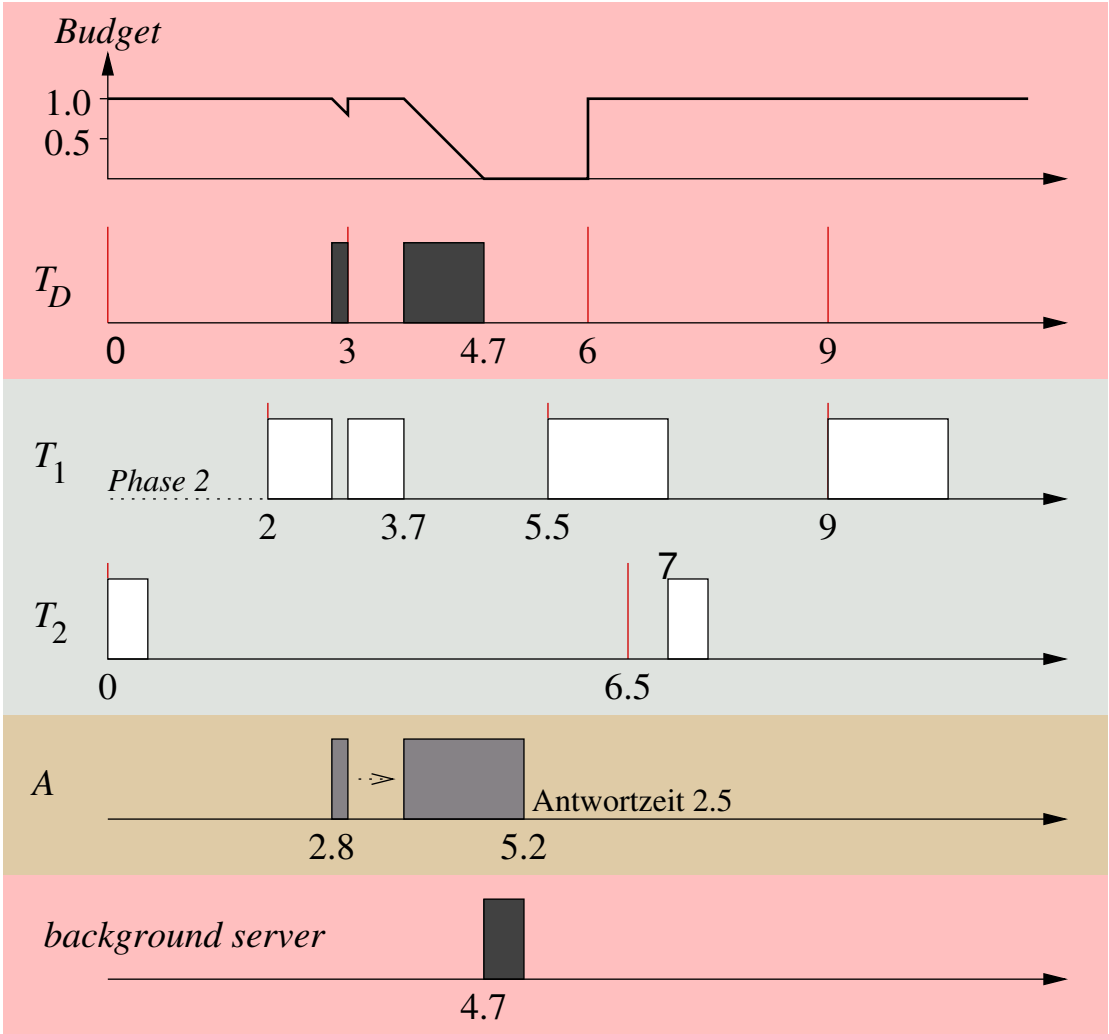
Background Server

- verarbeitet die AJQ
  - unterstützt T_D
  - Abfragervariante
- niedrigste Priorität

Verlauf:

$t_{4.7}$ keine periodische Task ist ausführbereit
- Hintergrundbetr.

$t_{5.2}$ A ist beendet
- T_D bleibt untätig



Aufschiebbarer Zusteller — Größenbeschränkung

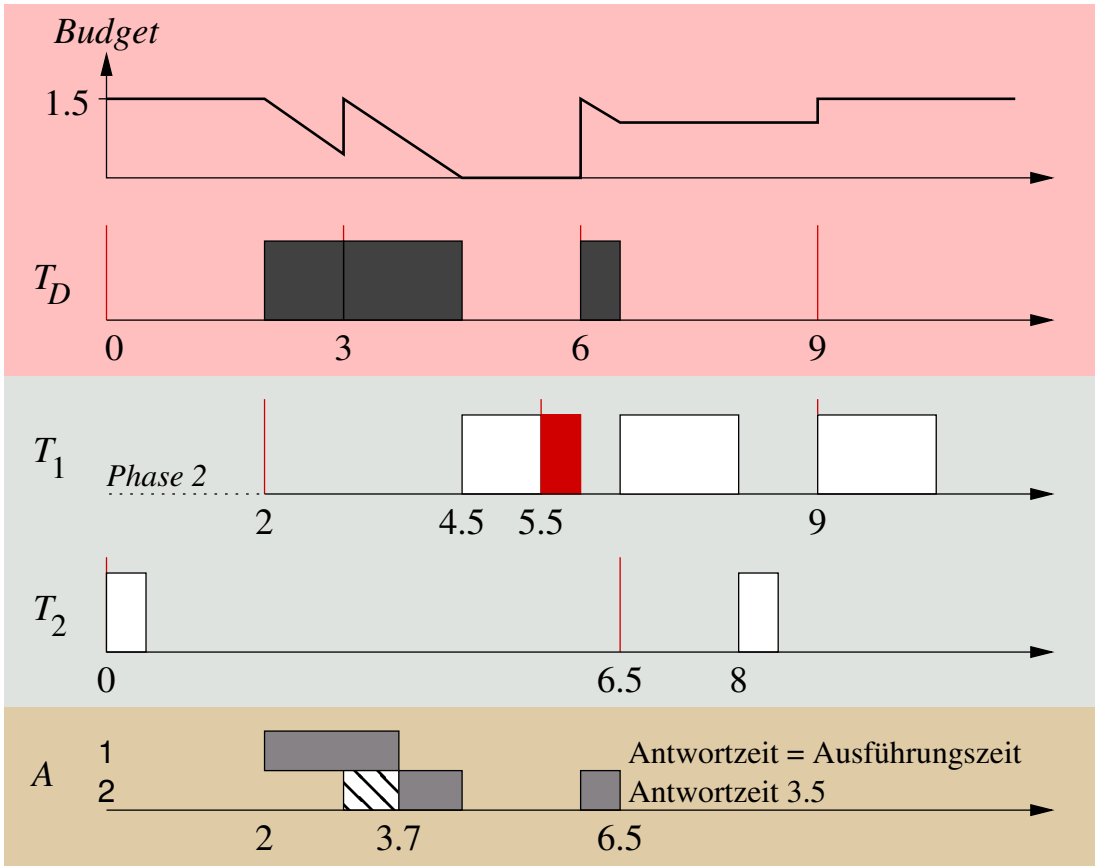
Einfluss auf die Planbarkeit periodischer Aufgaben

Verbesserung der Ansprechempfindlichkeit durch eine Vergrößerung des Budgets, anstatt Einsatz eines Hintergrundzusteller, ist problematisch:

Beispiel (vgl. V-2/9):

- $T_D = (3, 1.5)$
- $A \mapsto 3(2, \infty)$
- T_1 verpasst Termin

Das Budget ist unter Berücksichtigung aller möglichen Kombinationen von Auslösezeiten aller (periodischen) Tasks zu bestimmen.

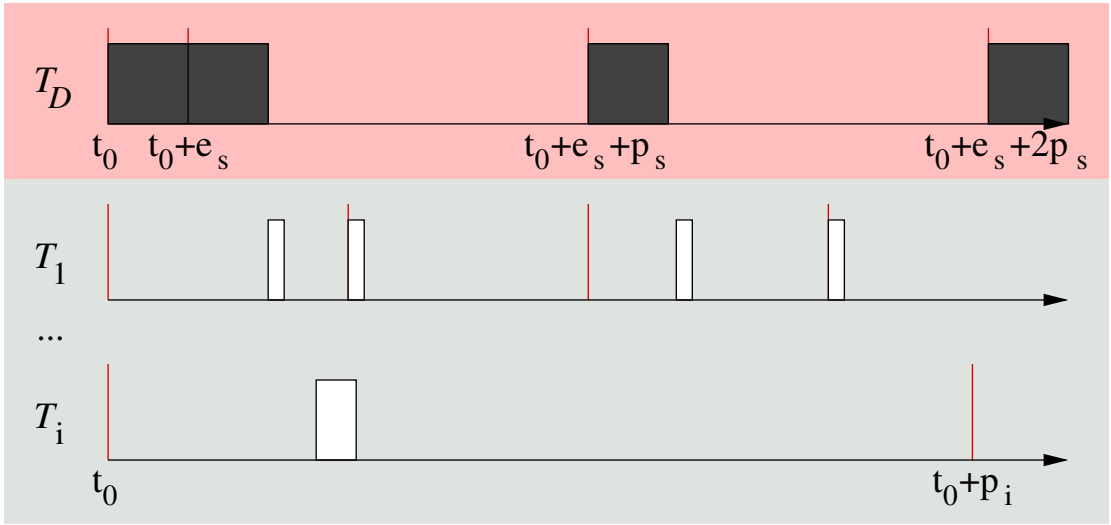


Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe

Aufschiebbare Zusteller erfordern daher eine spezielle Planbarkeitsanalyse

Beispiel: Antwortzeitanalyse für statische Prioritäten (s. Folie IV-2/40)

- aufschiebbarer Zusteller $T_D = (p_s, e_s)$ sei gegeben
- mit der höchsten Priorität aller periodischen Aufgaben



☞ ein kritischer Zeitpunkt einer periodischen Aufgabe T_i tritt zum Zeitpunk t_0 unter folgenden Bedingungen ein (s. Folie IV-2/44)

- ein Arbeitsauftrag $J_{i,j}$ dieser Aufgabe wird ausgelöst
- Jobs aller Aufgaben höherer Priorität $T_1, \ldots, T_{i-1}$ werden ausgelöst
- das Budget von T_D ist e_s und T_D ist zurückgestellt
- der nächste Auffüllzeitpunkt von T_D ist $t_0 + e_s$ (engl. *double hit*)

Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe (Forts.)

Dies hat direkte Auswirkung auf die Berechnung der Antwortzeit

- erweiterte, iterative Bestimmung der Antwortzeit (s. Folie IV-2/41)

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

- $e_D(t)$ ist die vom aufschiebbaren Zusteller T_D verursachte Störung

$$e_D(t) = \begin{cases} e_s + \left\lceil \frac{t-e_s}{p_s} \right\rceil e_s & \text{Priorität } P_i \text{ von } T_i \text{ ist kleiner als } P_D \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

  - die Störung ist damit bis zu e_s Zeiteinheiten größer als bei einer periodischen Aufgabe mit identischen Parametern

☞ Zusteller, der sich so verhält, wie eine periodische Aufgabe
  ⇝ Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*)

Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*)

Sporadic Server $\mapsto T_S = (p_s, e_s)$

- beansprucht niemals mehr Prozessorzeit als die periodische Aufgabe $T = (p_s, e_s)$ in jedem Zeitintervall
- kann daher auch genau wie die periodische Aufgabe T behandelt werden, wenn auf Planbarkeit des Tasksystems geprüft wird
- ermöglicht Planbarkeit eines Systems periodischer Aufgaben, das bei Verwendung eines aufschiebbaren Zustellers nicht planbar wäre
- kommt in verschiedenen Ausführungen vor, die sich vor allem in ihren Verbrauchs- und Auffüllregeln unterscheiden:

einfach	(engl. *simple*)
kumulativ	(engl. *cumulative*) längere Budgetbewahrung
SpSL	(Sprunt, Sha & Lehoczky) aggressiveres Auffüllen ✓
termingesteuert	(engl. *deadline-driven*) läuft mit höherer Priorität

SpSL Sporadic Server [4]

Definitionen

P_{cur} ist die aktuelle Prioritätsebene des Systems.

P_s ist die Prioritätsebene des Zustellers T_s.

P_i ist eine beliebige Prioritätsebene.

- Prioritäten sind absteigend nummeriert: $P_1 \succ P_2 \succ \ldots \succ P_n$

tätig Eine Zeitspanne, in der eine Prioritätsebene P_i tätig ist.

- Die Prioritätsebene P_i ist tätig, solange die aktuelle Systempriorität mind. so hoch ist wie P_i: $P_{cur} \succcurlyeq P_i$.

untätig Die Prioritätsebene P_i ist in diesem Zeitraum nicht tätig.

- Die aktuelle Systempriorität ist niedriger als die Prioritätsebene P_i: $P_{cur} \prec P_i$.

rt_i Der Auffüllzeitpunkt für die Prioritätsebene P_i, verbrauchtes Ausführungsbudget wird zu diesem Zeitpunkt wiederhergestellt.

SpSL Sporadic Server (Forts.)

Verbrauchs- und Auffüllregeln

Verbrauchsregeln

Wann immer der Zusteller ausgeführt wird verbraucht er sein Ausführungsbudget mit einer Rate $1/\mathit{Zeiteinheit}$.

Auffüllregeln

R1 Intial wird das Ausführungsbudget auf e_s gesetzt.

R2 Der nächste Auffüllzeitpunkt rt_s für T_s wird jeweils auf $t_b + p_s$ gesetzt. t_b ist dabei der Zeitpunkt, an dem

- T_s besitzt Budget $\rightsquigarrow$ P_s wird tätig
- T_s besitzt kein Budget $\rightsquigarrow$ T_s Budget wird > 0 & P_s ist tätig

R3 Die nächste Auffüllung wird zum Zeitpunkt rt_s eingeplant.

- Wenn P_s untätig wird oder T_s sein Budget erschöpft.
- So viel Budget wird aufgefüllt, wie T_s seit t_b verbraucht hat.

SpSL Sporadic Server (Forts.)

Aktionen des Planers

1. Überwache Tätigkeit/Untätigkeit der einzelnen Prioritätsebenen P_i
   - aktualisiere insbesondere rt_s, den nächsten Auffüllzeitpunkt von T_s
2. Überwache und protokolliere den Verbrauch des Budgets von T_s
   - suspendiere T_s, falls sein Budget erschöpft wird
   - stelle T_s bereit, falls sein Budget aufgefüllt wird
   - bestimme den Betrag, um den das Budget aufgefüllt wird
3. Verwalte anstehende Auffüllungen (engl. *pending replenishments*)
   - T_s muss sein Budget nicht auf einmal komplett aufbrauchen
     - dies kann auf mehrere Etappen geschehen

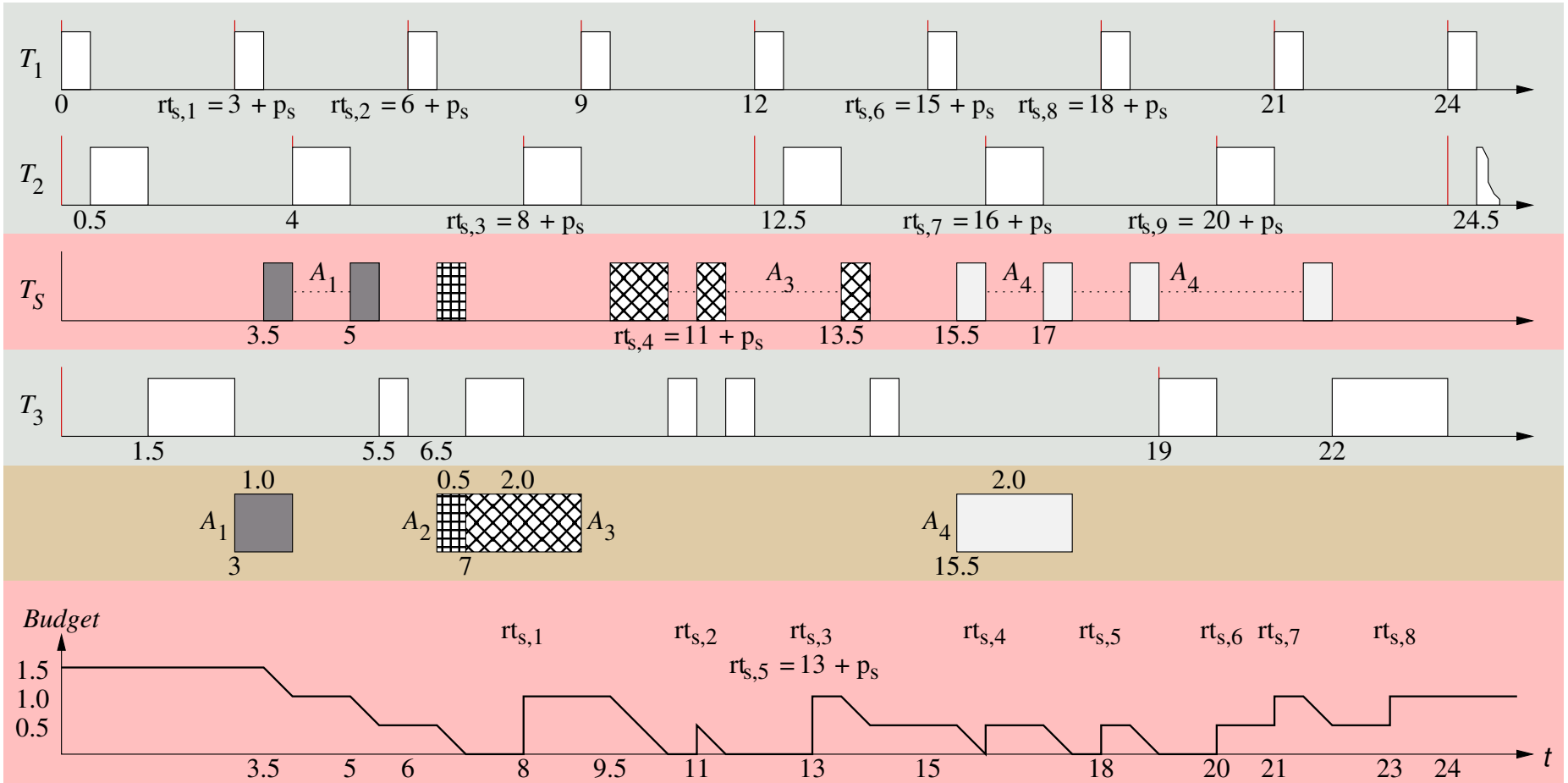
     $\rightsquigarrow$ jede Etappe wird aber einzeln aufgefüllt (s. Folie V-2/17, Regel R3)
   - das Budget von T_s wird in Scheiben (engl. *chunks*) zerschnitten

     $\rightsquigarrow$ Planer muss eine Liste anstehender Auffüllungen verwalten
     - unter Bestimmten Umständen können Scheiben auch vereinigt werden

☞ SpSL Sporadic Server $\approx$ Menge periodischer Aufgaben $\{T_i\}$, hierbei gilt: Periode $p_i = p_s$, Ausführungszeit $\sum_i e_i = e_s$

Beispiel: SpSL Sporadic Server

$T_1 = (3, 0.5)$, $T_2 = (4, 1)$, $T_3 = (19, 4.5)$ und $T_s = (5, 1.5)$; RM-Ablaufplanung



- jeder Auffüllzeitpunkt $rt_{s,i}$ entspricht einer Scheibe des Budgets e_s

Beispiel: SpSL Sporadic Server (Forts.)

Budgetverbrauch und -auffüllung

$t_{3.5}$ T_s startet: $t_b = 3 \rightsquigarrow rt_{s,1} = 8$ (R2)

- T_1 startet zum Zeitpunkt $t_3 \rightsquigarrow P_s$ wurde tätig

$t_{5.5}$ T_s wird untätig, an $rt_{s,1}$ wird 1 Zeiteinheit aufgefüllt (R3)

$t_{6.5}$ T_s startet: $t_b = 6 \rightsquigarrow rt_{s,2} = 11$ (R2)

- T_1 startet zum Zeitpunkt $t_6 \rightsquigarrow P_s$ wurde tätig

t_7 Budget erschöpft, an $rt_{s,2}$ werden 0.5 Einheiten aufgefüllt (R3)

$rt_{s,1} = t_8$ Budgetauffüllung, T_s wird ausführungsbereit

- T_1 und T_2 mit höherer Priorität $\rightsquigarrow$ T_s wird noch nicht ausgeführt

$t_{9.5}$ T_s startet: $t_b = 8 \rightsquigarrow rt_{s,3} = 13$ (R2)

- T_2 startet zum Zeitpunkt $t_8 \rightsquigarrow P_s$ wurde tätig

$t_{10.5}$ Budget erschöpft, an $rt_{s,3}$ wird 1 Einheit aufgefüllt (R3)

$rt_{s,2} = t_{11}$ Budgetauffüllung, T_s wird ausführungsbereit: $t_b = 11 \rightsquigarrow rt_{s,4} = 16$ (R2)

- T_1 und T_2 nicht ausführungsbereit $\rightsquigarrow$ T_s startet

$\rightsquigarrow$ T_s wird zum Zeitpunkt t_{11} tätig

$t_{11.5}$ Budget erschöpft, an $rt_{s,4}$ werden 0.5 Einheiten aufgefüllt (R3)

Beispiel: SpSL Sporadic Server (Forts.)

Budgetverbrauch und -auffüllung

$rt_{s,3} = t_{13}$ Budgetauffüllung, T_s wird ausführungsbereit

$t_{13.5}$ T_s startet: $t_b = 13 \rightsquigarrow rt_{s,5} = 18$ (R2)

- zwar ist P_s bereits seit t_{12} tätig, aber T_s besitzt kein Budget

$\rightsquigarrow$ Auffüllzeitpunkt $rt_{s,3}$ dient als Basis für $rt_{s,5}$

t_{14} T_s wird untätig, an $rt_{s,5}$ werden 0.5 Einheiten aufgefüllt (R3)

$t_{15.5}$ T_s startet: $t_b = 15 \rightsquigarrow rt_{s,6} = 20$ (R2)

- T_1 startet zum Zeitpunkt $t_{15} \rightsquigarrow P_s$ wurde tätig

t_{16} Budget erschöpft, an $rt_{s,6}$ werden 0.5 Einheitein aufgefüllt (R3)

$rt_{s,4} = t_{16}$ Budgetauffüllung, T_s wird ausführungsbereit

t_{17} T_s startet: $t_b = 16 \rightsquigarrow rt_{s,7} = 21$ (R2)

- T_2 startet zum Zeitpunkt $t_{16} \rightsquigarrow P_s$ wurde tätig

$t_{17.5}$ Budget erschöpft, an $rt_{s,7}$ werden 0.5 Einheitein aufgefüllt (R3)

$rt_{s,5} = t_{18}$ Budgetauffüllung, T_s wird ausführungsbereit

$t_{18.5}$ T_s startet: $t_b = 18 \rightsquigarrow rt_{s,8} = 23$ (R2)

- T_1 startet zum Zeitpunkt $t_{18} \rightsquigarrow P_s$ wurde tätig

t_{19} Budget erschöpft, an $rt_{s,8}$ werden 0.5 Einheitein aufgefüllt (R3) ...

POSIX Sporadic Server

Emanzipation des SpSL Sporadic Servers in der realen Welt

In Anlehnung an den SpSL Sporadic Server wurde im Standard POSIX 1003.1d [2] der POSIX Sporadic Server (PSS) spezifiziert. Der Standard bietet den PSS als Einplanungsvariante `SCHED_SPORADIC` an. Bekannte Echtzeitbetriebssysteme implementieren diesen Standard:

- Wind River – VxWorks
- QNX Software Systems – QNX Neutrino RTOS
- Xenomai – eine Echtzeiterweiterung für Linux

☹ Dummerweise ist der PSS-Algorithmus fehlerhaft [5]

☞ ein PSS verhält sich nicht immer wie eine periodische Aufgabe

⇝ Fehlersymptome im PSS-Algorithmus

- Anhäufung des Ausführungsbudgets (engl. *budget amplification*)
- Verfrühte Auffüllung des Budgets (engl. *premature replenishment*)
- Unzureichende zeitliche Isolation (engl. *unreliable temporal isolation*)

Anhäufung des Ausführungsbudgets

- eine exakte Überwachung des Ausführungsbudgets ist sehr aufwendig

⇝ POSIX beschränkt die Ausführungszeit eines PSS

> *to at most its available execution capacity, plus the resolution of the execution time clock used for this scheduling policy*

  - vereinfachte Überwachung als Preis einer effizienten Implementierung

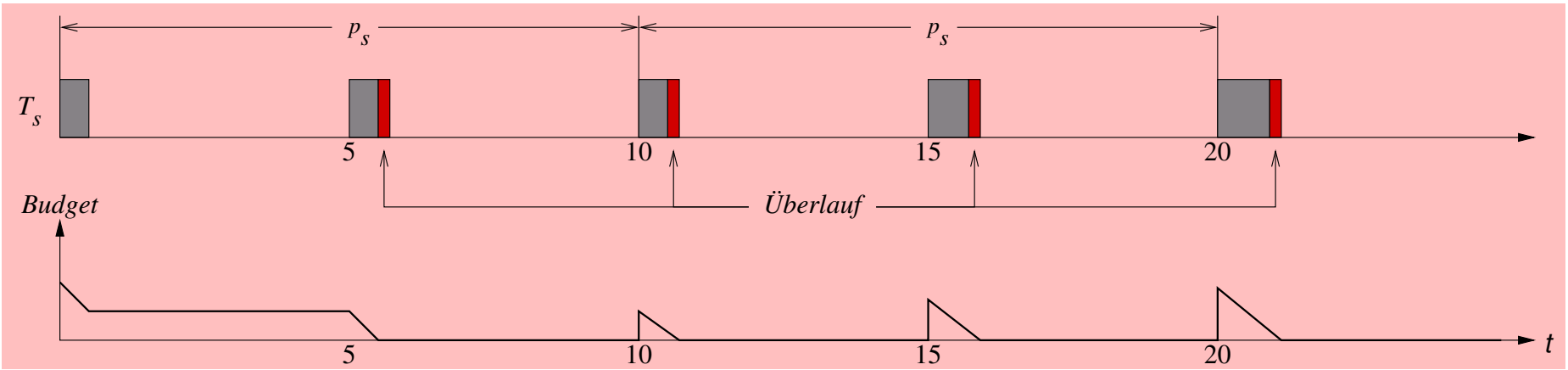
  ⇝ kleine Überläufe werden in Kauf genommen

- zusammen mit weiteren, irrtümlichen Annahmen...

> *... reaches the limit imposed on its execution time ... the execution time consumed is subtracted from the available execution capacity (which becomes zero).*
>
> *... If the available execution capacity would become negative by this operation ... it shall be set to zero.*
>
> *... the execution capacity would become larger than ..._initial_budget, it shall be rounded down to a value equal to ..._initial_budget.*

Anhäufung des Ausführungsbudgets

- . . . führt dies zu einer Ausweitung des Ausführungsbudgets
  - Bei Überläufen kann das Ausführungsbudget negativ werden!
  - Das nominelle Budget muss nicht unbedingt überschritten werden!



- oben dargestelltes Fehlerbild tritt beim PSS tatsächlich auf
  - Überläufe resultieren z.B. aus der vereinfachten Budget-Überwachung
  - Anhäufung resultiert aus Auffüllung des verbrauchten Budgets
    - das Budget wurde überzogen, also wird auch zu viel aufgefüllt
- Lösungsansatz: Überläufe von der nächsten Auffüllung borgen
  - den Überlauf beim nächsten Auffüllzeitpunkt verrechnen

  $\rightsquigarrow$ erfordert ein negatives Ausführungsbudget

Verfrühte Auffüllung des Budgets

- ein fragmentiertes Ausführungsbudget bedeutet enormen Aufwand
  - $\rightsquigarrow$ viele Scheiben und anstehende Auffüllungen müssen verwaltet werden
    - anstehende Auffüllungen speichern $\rightsquigarrow$ Speicheraufwand
    - viele Auffüllungen abarbeiten $\rightsquigarrow$ viele Unterbrechungen
- POSIX vereinfacht die Verwaltung von Scheiben

> *a replenishment operation consists of adding the corresponding* `replenishment_amount` *to the available execution capacity at the scheduled time*

  - für das komplette, verfügbare Budget wird derselbe Aktivierungszeitpunkt t_b des Zustellers angenommen (s. Folie V-2/17)
  - das ist insbesondere dann problematisch, wenn eine Auffüllung des Budgets erfolgt, während der Zusteller gerade tätig ist

$\rightsquigarrow$ Folge ist eine verfrühte Auffüllung von Teilen des Budgets

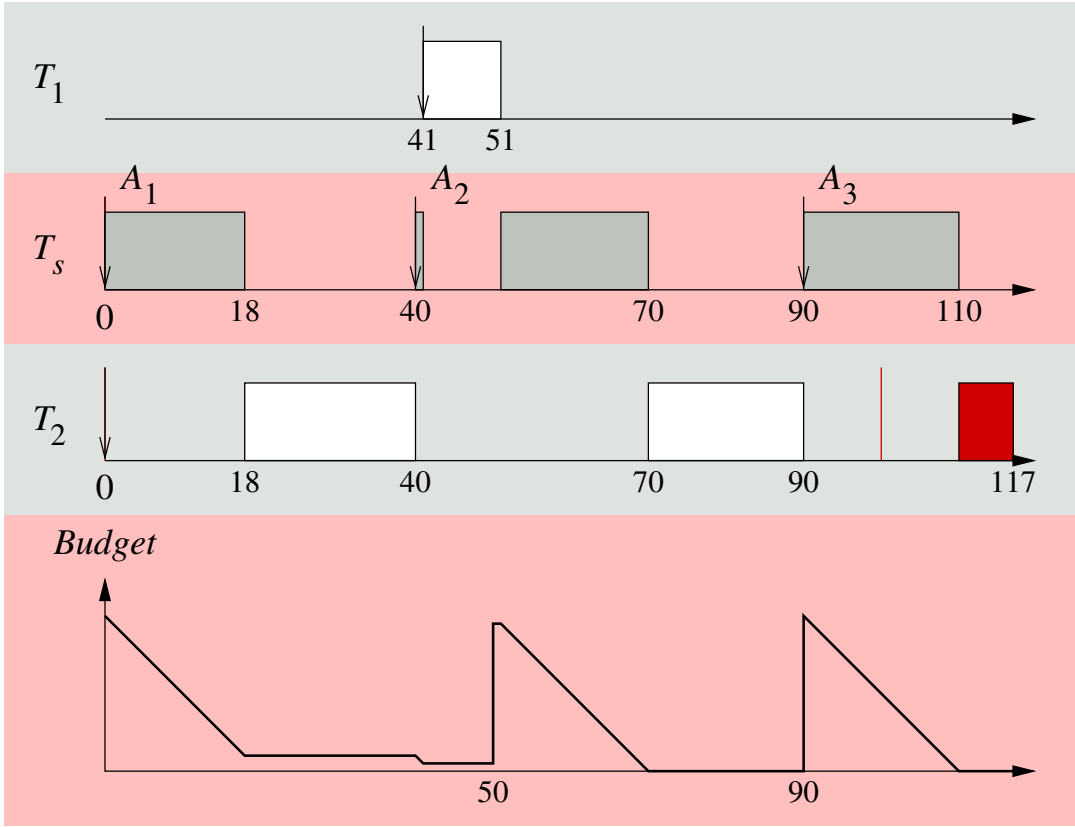
Verfrühte Auffüllung des Budgets (Forts.)

periodische Aufgaben:

- $T_1 = (200, 10, 20, 41)$
- $T_2 = (200, 49, 100, 0)$
- $T_s = (50, 20)$ (PSS)
- DM: $T_1 \succ T_s \succ T_2$

aperiodische Jobs:

- $A_1 = 18\,[0, \infty[$
- $A_2 = 20\,[40, \infty[$
- $A_3 = 20\,[90, \infty[$



- eigentlich ist eine rechtzeitige Fertigstellung von $J_{2,1}$ möglich
  - laut Antwortzeitanalyse (s. Folie IV-2/40) gilt: $\omega_{2,1} = 99$
- Problem ist die Auffüllung des Budgets zum Zeitpunkt t_{50}
  - dieser erhält ebenso wie das Restbudget den Startzeitpunkt t_{40}

  $\rightsquigarrow$ hier wurden zwei Scheiben unerlaubterweise vereinigt

Unzureichende zeitliche Isolation

- POSIX unterstützt folgende Planungsverfahren für terminbehaftete Arbeitsaufträge:

`SCHED_FIFO`	MLQ-Planer, stat. Prioritäten (s. Folie IV-1/19)
`SCHED_RR`	Reihum-Verfahren (engl. *round robin*)
`SCHED_SPORADIC`	`SCHED_FIFO` ∩ POSIX Sporadic Server
`SCHED_OTHER`	standardmäßiger Zeitmultiplexbetrieb

- Problem ist ein ungünstige Verteilung der globalen Prioritätsebenen:
  $\geq 1 \mapsto$ `SCHED_FIFO`, `SCHED_RR` und `SCHED_SPORADIC`
  $0 \mapsto$ `SCHED_OTHER`
- der PSS arbeitet auch im Hintergrundbetrieb
  - Bei Budgeterschöpfung sinkt der PSS auf eine Hintergrundpriorität
  - diese wird aber gegenüber `SCHED_OTHER` bevorzugt

$\rightsquigarrow$ der PSS kann Jobs in `SCHED_OTHER` beliebig verzögern

Bandweite-bewahrende Zusteller – Wrap Up

- der POSIX Sporadic Server ist wichtig für POSIX
  - die einzige Möglichkeit in POSIX, um Rechenzeit einzuschränken
  - $\rightsquigarrow$ eine Behebung der Fehler ist daher wünschenswert
- sporadische Zusteller sind wichtig
  - sie stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - mit $T_s = (20, 4)$ kann man z.B. 20% der Rechenzeit reservieren
    - innerhalb von T_s kann man frei über diese Rechenzeit verfügen
    - $\rightsquigarrow$ Grundlage zahlreicher Ansätze für hierarchische Ablaufplanung
  - sind leider sehr, sehr komplex
    - Achtung: auch der SpSL Sporadic Server ist fehlerhaft!
    - es gibt aber diverse korrigierte Varianten, siehe z.B. [3, S. 212 ff.]
- Aufschiebbare Zusteller vs. sporadische Zusteller
  - lange Zeit galt: sporadische sind besser als aufschiebbare Zusteller
  - für statische Prioritäten wurde dies aber größtenteils widerlegt [1]
    - meistens sind aufschiebbare und sporadische Zusteller ebenbürtig
    - aufschiebbare Zusteller liefern oft bessere Antwortzeiten (double hit)
    - sie sind einfacher zu implementieren und erzeugen weniger Overhead

Gliederung

Übernahmeprüfung

Bisher: Abfertigung aperiodischer Arbeitsaufträge

- Minimierung der durchschnittlichen Antwortzeit
- kontrollierbare Interferenz mit periodischen Arbeitsaufträgen

Sporadische Arbeitsaufträge erfordern eine Übernahmeprüfung:

- Kann der Termin des Arbeitsauftrags eingehalten werden?
  - diese Überprüfung läuft gekoppelt zur Laufzeit ab

  $\rightsquigarrow$ ihr Aufwand ist daher ein entscheidendes Kriterium

$\rightsquigarrow$ Je nach Ergebnis der Übernahmeprüfung

positiv Zulassung und Einplanung des sporadischen Jobs

negativ Abweisung des Jobs und Anzeige einer Ausnahmesituation

Im folgenden: einfache Akzeptanztests für die Übernahmeprüfung

Folie V-2/31 ff. in nach EDF geplanten Systemen

Folie V-2/35 ff. in System mit statischen Prioritäten

Einplanung sporadischer Jobs mit EDF [3, S. 251]

Grundidee für die Einplanung sporadischer Jobs mit Hilfe von EDF:

- keine Unterscheidung periodischer und sporadischer Jobs

$\rightsquigarrow$ alle Arbeitsaufträge sind sporadisch!

Akzeptanztest fußt auf dem EDF-Planbarkeitskriterium (s. Folie IV-2/33)

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

verwendet aber die Dichte (engl. density) anstelle der Auslastung

- Dichte Δ_i eines sporadischen Jobs S_i ist $e_i/(D_i - r_i)$
  - mit dem absoluten Termin D_i

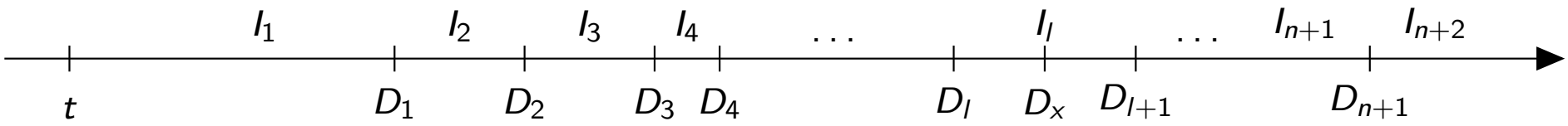
$$\Delta = \sum_{i=1}^{n} \Delta_i = \sum_{i=1}^{n} \frac{e_i}{D_i - r_i} \leq 1$$

- bezieht sich auf alle derzeit aktiven, sporadischen Jobs
- ist hinreichend, aber nicht notwendig ☹

Dichte-basierter Akzeptanztest

- Dichte Δ_s der sporadischen Jobs darf $1 - \Delta$ nie überschreiten
  - Δ ist hier die durch periodische Aufgaben verursachte Dichte

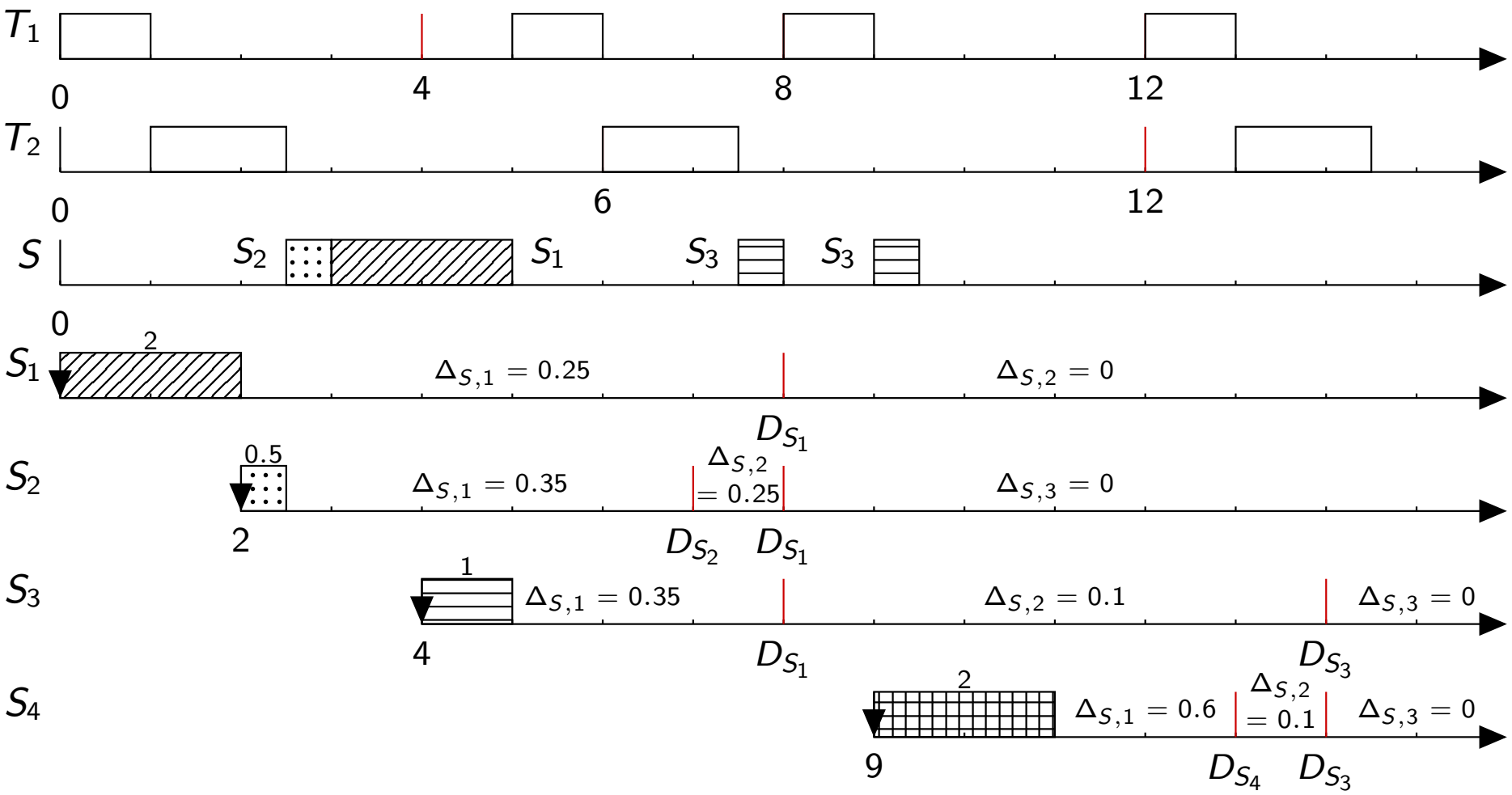
$\rightsquigarrow$ Wie bestimmt man die Dichte Δ_s der aktuellen sporadischen Jobs?



- zum Zeitpunkt t trifft der sporadische Job $S_1 = (e_1, D_1)$ ein
  - D_i teilt die Zeitachse in Intervalle $I_1 =]t; D_1]$ und $I_2 =]D_1; \infty[$
  - die Dichte $\Delta_{s,1}$ im Intervall I_1 ist $e_1 / (D_1 - t)$ und $\Delta_{s,2} = 0$ in I_2
- Verallgemeinerung auf n sporadische Jobs und $n + 1$ Intervalle
  - in Interval I_k ist die Dichte $\Delta_{s,k} = sum_{j>k}\ \Delta_j = sum_{j>k}\ e_j / (D_j - t)$
- zum Zeitpunkt t trifft nun ein Job $S_x = (e_x, D_x)$ ein $\rightsquigarrow$ Test!
  - der Termin D_x liege dabei im Intervall I_l
  - Zulassung ist möglich falls: $\forall_{k=1,\ldots l} : \Delta_x + \Delta_{s,k} \leq 1 - \Delta$
    - die Gesamtdichte überschreitet also in keinem Intervall den Wert 1
  - anschließend gibt des $n + 2$ Intervalle ...

Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

$T_1 = (4, 1),\ T_2 = (6, 1.5) \rightsquigarrow \Delta = 0.5$, EDF-Ablaufplanung



Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252] (Forts.)

t_0 $T_1 = (4, 1)$ und $T_2 = (6, 1.5)$ werden periodisch ausgeführt

- der relative Termin ist identisch zur jeweiligen Periode
- $S_1 = 2\,(0, 8]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{S_1} = 8$

  $\rightsquigarrow$ $I_1 = (0, 8] : \Delta_{S,1} = 0.25,\ I_2 = (8, \infty] : \Delta_{S,2} = 0$

t_2 $S_2 = 0.5\,(2, 7]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{S_2} = 7$

$\rightsquigarrow$ $I_1 = (0, 7] : \Delta_{S,1} = 0.35,\ I_2 = (7, 8] : \Delta_{S,2} = 0.25,\ I_3 = (8, \infty] : \Delta_{S,3} = 0$

$t_{2.5}$ S_2 startet und beendet sich bei t_3

t_3 S_1 startet und beendet sich bei t_5

t_4 $S_3 = 1\,(4, 14]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{S_3} = 14$

- S_2 hat die Ausführung bereits beendet

$\rightsquigarrow$ $I_1 = (4, 8] : \Delta_{S,1} = 0.35,\ I_2 = (8, 14] : \Delta_{S,2} = 0.1,\ I_3 = (14, \infty] : \Delta_{S,3} = 0$

$t_{7.5}$ S_2 startet und wird bei t_8 von $J_{1,3}$ unterbrochen

t_9 S_2 wird fortgesetzt und endet bei $t_{9.5}$

- $S_4 = 2\,(9, 13]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{S_4} = 13$

$\rightsquigarrow$ $I_1 = (9, 13] : \Delta_{S,1} = 0.6,\ I_2 = (13, 14] : \Delta_{S,2} = 0.1,\ I_3 = (14, \infty] : \Delta_{S,3} = 0$

$\rightsquigarrow$ $\Delta_{S,1} = 0.6 \geq 1 - \Delta$: Abweisung von S_4

Schlupf-basierter Akzeptanztest [3, S. 258]

Sporadische Zusteller ermöglichen einfache Akzeptanztest für statische Prioritäten

Sporadischer Zusteller $T_s = (p_s, e_s)$ fertigt sporadische Jobs ab

- in T_s werden sporadische Jobs nach EDF sortiert

$\rightsquigarrow$ das Budget von T_s steht für sporadische Jobs zur Verfügung

- das sind e_s Zeiteinheiten pro Auffüllperiode p_s

$\rightsquigarrow$ die Berechnung des Schlupfes wird hierdurch starkt vereinfacht

- ein sporadischer Job $S_1 = (e_1, D_1)$ trifft zum Zeitpunkt t ein
  - auch hier ist D_i der absolute Termin
- T_s verfügt bis D_1 über mindestens $\lfloor (D_1 - t)/p_s \rfloor e_s$ Zeiteinheiten
- der Schlupf $\sigma_1(t)$ von S_1 ist also $\sigma_1(t) = \lfloor (D_1 - t)/p_s \rfloor e_s - e_1$
  - um S_1 zuzulassen, muss der Schlupf $\sigma_1(t) \geq 0$ sein

☞ vor S_i können bereits n sporadische Jobs zugelassen worden sein

- diese müssen bei der Berechnung des Schlupfes berücksichtigt werden

$$\sigma_i(t) = \lfloor (D_i - t)/p_s \rfloor e_s - e_i - \sum_{D_k < D_i} (e_k - \xi_k)$$

- ξ_k beschreibt den bereits abgearbeiteten Teil von S_k
- Jobs S_k mit einem späteren Termin $D_k \geq D_i$ werden explizit geprüft

Gliederung

Resümee

Bandweite bewahrende Zusteller $\rightsquigarrow$ Verbrauchs-/Auffüllregeln

- aufschiebbare: ohne/mit Hintergrundzusteller, Planbarkeit
- sporadische: einfach; kumulativ, SpSL, POSIX

POSIX Sporadic Server: die Emanzipation des SpSL Sporadic Server

- Bedeutung innerhalb des POSIX-Standard
- Ausweitung des Budgets, verfrühte Auffüllung
- unzureichende Zeitliche Isolation

Übernahmeprüfungen für dynamische und statische Prioritäten

- dichte-basierter Akzeptanztest für die EDF-Ablaufplanung
- schlupf-basierter Akzeptanztest für sporadische Zusteller

Literaturverzeichnis

[1] Bernat, G. ; Burns, A. :
New results on fixed priority aperiodic servers.
In: *Proceedings od the 20th IEEE Real-Time Systems Symposium, (RTSS '99)*.
IEEE, New York : IEEE, Dez. 1999, S. 68–78

[2] IEEE:
1003.1d-1999 Information Technology — Portable Operating System Interface (POSIX®) — Part 1: System Application Program Interface (API) — Amendment x: Additional Realtime Extensions [C Language].
IEEE, New York : IEEE, 1999

[3] Liu, J. W. S.:
Real-Time Systems.
Prentice-Hall, Inc., 2000. –
ISBN 0–13–099651–3

[4] Sprunt, B. ; Sha, L. ; Lehoczky, J. P.:
Aperiodic Task Scheduling for Hard Real-Time Systems.
In: *Real-Time Systems Journal* 1 (1989), Nr. 1, S. 27–60. –
ISSN 0922–6443

Literaturverzeichnis (Forts.)

[5] Stanovich, M. ; Baker, T. ; Wang, A.-I. ; Harbour, M. :
Defects of the POSIX Sporadic Server and How to Correct Them.
In: *16th IEEE Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS '10)*.
IEEE, New York : IEEE, april 2010. –
ISSN 1080–1812, S. 35–45