

# Echtzeitsysteme

## Zustellerkonzepte & Übernahmepfung

Lehrstuhl Informatik 4

8. Dezember 2011

## Gliederung

- 1 Überblick
- 2 Bandweite-bewahrende Zusteller
  - Aufschiebbarer Zusteller
  - Sporadischer Zusteller
  - SpSL Sporadic Server
  - POSIX Sporadic Server
- 3 Übernahmepfung
  - Dynamische Prioritäten
  - Statische Prioritäten

## Fragestellungen

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

☞ heute geht es um **vorrangesteuerte Systeme!**

## Gliederung

- 1 Überblick
- 2 Bandweite-bewahrende Zusteller
  - Aufschiebbarer Zusteller
  - Sporadischer Zusteller
  - SpSL Sporadic Server
  - POSIX Sporadic Server
- 3 Übernahmepfung
  - Dynamische Prioritäten
  - Statische Prioritäten

## 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*)

- Bedingungen, unter denen das Budget bewahrt/verbraucht wird

**Auffüllen** (engl. *replenishment rules*)

- 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  $1/\text{Zeiteinheit}$ .

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

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

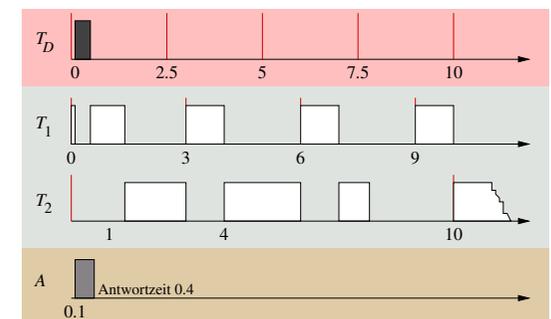
Optimiertes Antwortverhalten

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:

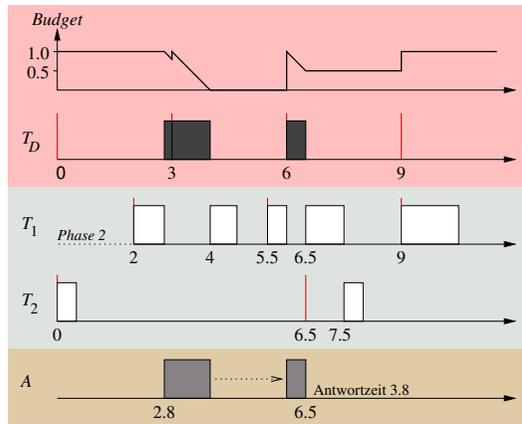
- $T_D = (3, 1)$
- $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
- $T_2 = (6.5, 0.5)$
- RM

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
- $t_6$   $T_D$  kommt erneut in Frage
- $t_4$   $T_D$  wird vom Planer gestoppt
- $t_{6.5}$   $A$  ist beendet,  $T_D$  untätig

## Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller – EDF

Budgetverbrauch und -auffüllung — alternatives Einplanungsverfahren

periodische Tasks:

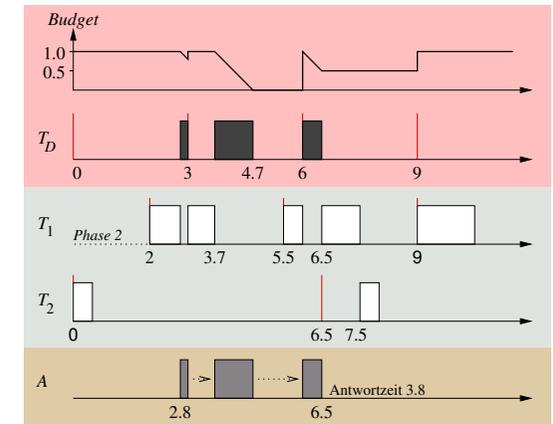
- $T_{D,1,2}$  vgl. V-2/9
- EDF
- $d_D = T_{replenishment}$
- $d_{1,2} = p_{1,2}$

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)
- $t_6$   $d_1 = d_D$ ,  $T_D$  wird bevorzugt
- $t_4$   $T_D$  wird weiter ausgeführt
- $t_{6.5}$   $A$  ist beendet,  $T_D$  untätig

Aufschiebbarer Zusteller  $\cup$  Hintergrundzusteller

Budgetverbrauch und -auffüllung — Antwortzeitverbesserung

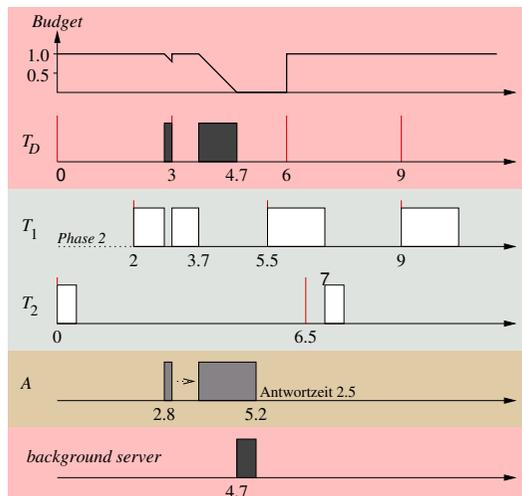
Beispiel (vgl. V-2/10):

*Background Server*

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

Verlauf:

- $t_{4.7}$  keine periodische Task ist ausführbar
  - Hintergrundbetr.
- $t_{5.2}$   $A$  ist beendet
  - $T_D$  bleibt untätig



## Aufschiebbarer Zusteller — Größenbeschränkung

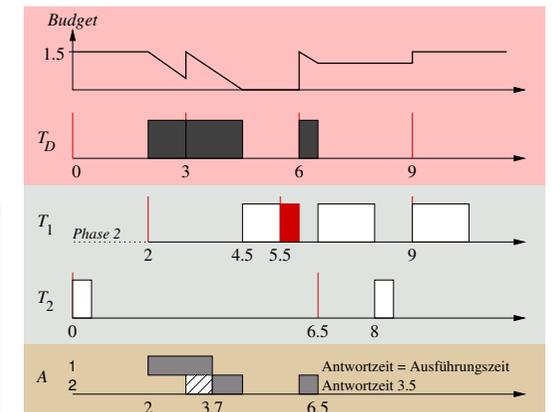
Einfluss auf die Planbarkeit periodischer Aufgaben

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.



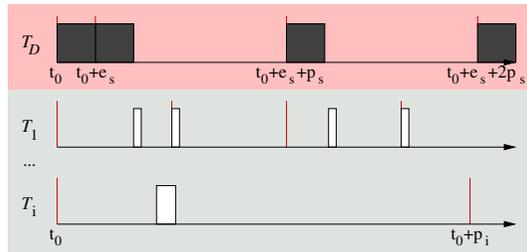
## Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe

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 Zeitpunkt  $t_0$  unter folgenden Bedingungen ein (s. Folie IV-2/44)
  - ein Arbeitsauftrag  $J_{i,j}$  dieser Aufgabe wird ausgelöst
  - Jobs aller Aufgaben höherer Priorität  $T_1, \dots, T_{i-1}$  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:  $P_1 \succ P_2 \succ \dots \succ P_n$

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

- Die Prioritätsebene  $P_i$  ist tätig, solange die aktuelle Prioritätsebene Systems höher ist als  $P_i$ :  $P_{cur} \succ P_i$ .

**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/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

- $P_s$  tätig wird, falls  $T_s$  Budget besitzt
- $T_s$  Budget  $> 0$  wird &  $P_s$  tätig ist, falls  $T_s$  Budget kein besitzt

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.)

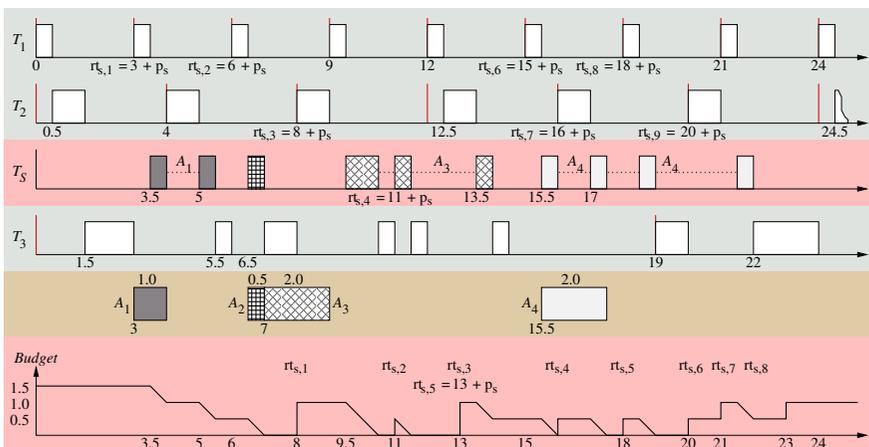
## Aktionen des Planers

- 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
      - ~ jede Etappe wird aber einzeln aufgefüllt (s. Folie V-2/17, Regel R3)
  - das Budget von  $T_s$  wird in **Scheiben** (engl. *chunks*) zerschnitten
    - ~ 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)
- $t_{5.5}$   $T_s$  wird untätig, an  $rt_{s,1}$  wird 1 Einheit aufgefüllt (R3)
- $t_{6.5}$   $T_s$  startet:  $t_b = 6 \rightsquigarrow rt_{s,2} = 11$  (R2)
- $t_7$  Budget erschöpft, an  $rt_{s,2}$  werden 0.5 Einheiten aufgefüllt (R3)
- $t_8$  Budgetauffüllung,  $T_s$  wird ausführungsbereit
- $t_{9.5}$   $T_s$  startet:  $t_b = 8 \rightsquigarrow rt_{s,3} = 13$  (R2)
- $t_{10.5}$  Budget erschöpft, an  $rt_{s,3}$  wird 1 Einheit aufgefüllt (R3)
- $t_{11}$  Budgetauffüllung,  $T_s$  wird ausführungsbereit:  $t_b = 8 \rightsquigarrow rt_{s,4} = 16$  (R2)
- $t_{11.5}$  Budget erschöpft, an  $rt_{s,4}$  werden 0.5 Einheiten aufgefüllt (R3)
- $t_{13}$  Budgetauffüllung,  $T_s$  wird ausführungsbereit
- $t_{13.5}$   $T_s$  startet:  $t_b = 13 \rightsquigarrow rt_{s,5} = 18$  (R2)
- $t_{14}$   $T_s$  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)
- $t_{16}$  Budget erschöpft, an  $rt_{s,6}$  werden 0.5 Einheiten 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...

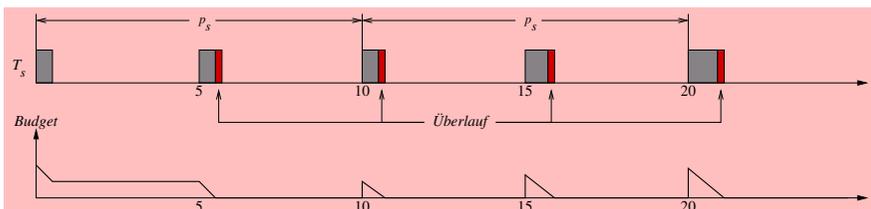
*... reaches the limit imposed on its execution time ... the execution time consumed is subtracted from the available execution capacity (which becomes zero).*

*... 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
  - ↪ erfordert ein negatives Ausführungsbudget

## Verfrühte Auffüllung des Budgets

- ein fragmentiertes Ausführungsbudget bedeutet enormen Aufwand
  - ↪ viele Scheiben und anstehende Auffüllungen müssen verwaltet werden
    - anstehende Auffüllungen speichern ↪ **Speicheraufwand**
    - viele Auffüllungen abarbeiten ↪ **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

↪ Folge ist eine **verfrühte Auffüllung** von Teilen des Budgets

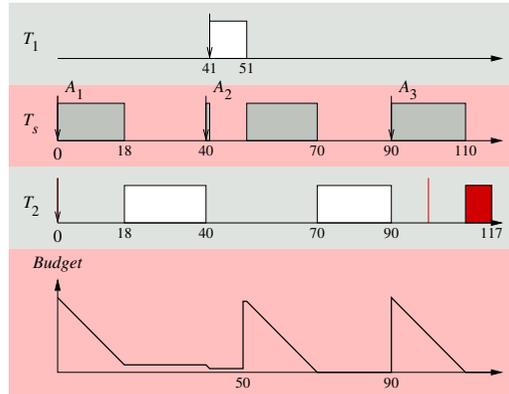
## Verfrühte Auffüllung des Budgets (Forts.)

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  $J_3$  möglich
  - laut Antwortzeitanalyse (s. Folie IV-2/40) gilt:  $\omega_3 = 99$
- Problem ist die Auffüllung des Budgets zum Zeitpunkt  $t_{50}$ 
  - dieser erhält ebenso wie das Restbudget den Startzeitpunkt  $t_{40}$
  - hier wurden zwei Scheiben unerlaubterweise vereinigt



## Unzureichende zeitliche Isolation

- POSIX unterstützt folgende Planungsverfahren für terminbehaftete Arbeitsaufträge:

**SCHED\_FIFO** MLQ-Planer, statische Prioritäten (s. Folie IV-1/19)

**SCHED\_RR** Reihum-Verfahren (engl. *round robin*)

**SCHED\_SPORADIC** SCHED\_FIFO  $\cap$  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
- $\leadsto$  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
  - $\leadsto$  eine Behebung der Fehler ist daher wünschenswert
- **sporadische Zusteller** sind wichtig
  - sie stellen eine **allgemeine Rechenzeitressource** dar
  - mit  $T_s = (20, 4)$  kann z.B. 20% der Rechenzeit reservieren
    - innerhalb von  $T_s$  kann frei über diese Rechenzeit verfügen
    - $\leadsto$  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

- 1 Überblick
- 2 Bandweite-bewahrende Zusteller
  - Aufschiebbarer Zusteller
  - Sporadischer Zusteller
  - SpSL Sporadic Server
  - POSIX Sporadic Server
- 3 Übernahmepfprüfung
  - Dynamische Prioritäten
  - Statische Prioritäten

## 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
  - ↳ ihr **Aufwand** ist daher ein entscheidendes Kriterium
- ↳ 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-2/30 ff. in nach EDF geplanten Systemen

Folie V-2/32 ff. in System mit statischen Prioritäten

## Einplanung sporadischer Jobs mit EDF

Grundidee für die Einplanung sporadischer Jobs mit Hilfe von EDF:

- keine Unterscheidung periodischer und sporadischer Jobs
- ↳ 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

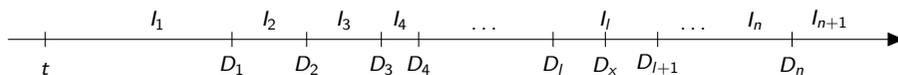
- Dichte  $\Delta_i$  eines sporadischen Jobs  $S_i$  ist  $e_i / (D_i - r_i)$
- mit dem absoluten Termin  $D_i$

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

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

## Dichte-basierter Akzeptanztest

- Dichte  $\Delta_s$  der sporadischen Jobs darf  $1 - \Delta$  nie überschreiten
  - $\Delta$  ist hier die durch periodische Aufgaben verursachte Dichte
- ↳ Wie bestimmt man die Dichte  $\Delta_s$  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 Intervall  $I_k$  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 ↳ **Test!**
  - der Termin  $D_x$  liege dabei im Intervall  $I_l$
  - Zulassung ist möglich falls:  $\forall k=1, \dots, l : \Delta_x + \Delta_{s,k} \leq 1 - \Delta$ 
    - die Gesamtdichte überschreitet also in keinem Intervall den Wert 1
  - anschließend gibt es das  $n + 2$  Intervalle ...

## Schlupf-basierter Akzeptanztest

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
- ↳ das Budget von  $T_s$  steht für sporadische Jobs zur Verfügung
  - das sind  $e_s$  Zeiteinheiten pro Auffüllperiode  $p_s$
- ↳ die Berechnung des Schlupfes wird hierdurch stark 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  $S_j$  können bereits  $n$  sporadische Jobs zugelassen worden sein
  - diese müssen bei der Berechnung des Schlupfes berücksichtigt werden

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

- nur Jobs  $S_k$  mit einem früheren Termin  $D_k < D_i$  sind relevant (EDF!)
- $\xi_k$  beschreibt den bereits abgearbeiteten Teil von  $S_k$

## Gliederung

- 1 Überblick
- 2 Bandweite-bewahrende Zusteller
  - Aufschiebbarer Zusteller
  - Sporadischer Zusteller
  - SpSL Sporadic Server
  - POSIX Sporadic Server
- 3 Übernahmeprüfung
  - Dynamische Prioritäten
  - Statische Prioritäten

## Resümee

Bandweite bewahrende Zusteller  $\leadsto$  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 of 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