

Echtzeitsysteme

Zustellerkonzepte

14. Dezember 2009

Überblick

Zustellerkonzepte

Einführung

Problemfälle

Periodische Zusteller

Bandweite verlierende Zusteller

Bandweite bewahrende Zusteller

Zusammenfassung

Bibliographie

Mischbetrieb: periodisch \leftrightarrow aperiodisch bzw. sporadisch

Prioritätsorientierte Einplanung nichtperiodischer Arbeitsaufträge

Übernahmeprüfung (S. 5-28) sporadischer Arbeitsaufträge

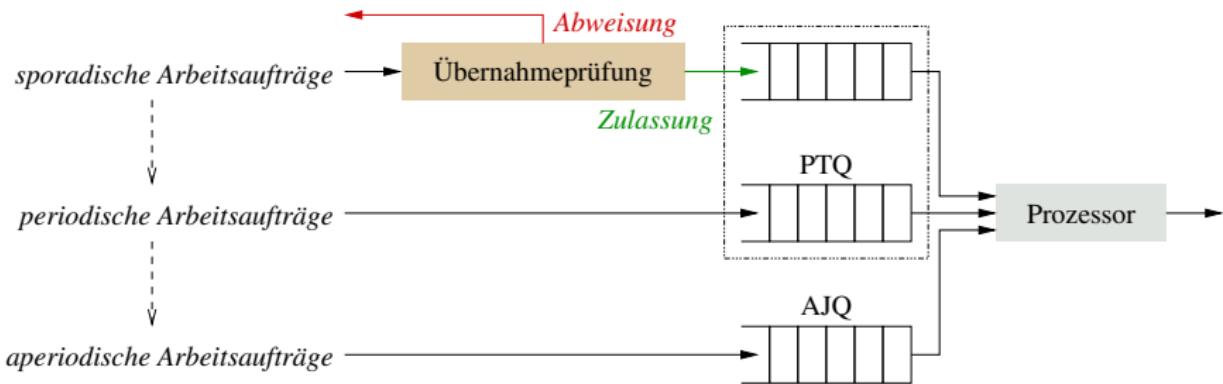
- ▶ Entscheidung über Zulassung oder Abweisung des Arbeitsauftrags:
 1. Einplanung eines zugelassenen sporadischen Arbeitsauftrags, so dass sein Abschluss zum vorgegebenen Termin sichergestellt ist
 2. Zusicherung der Termineinhaltung aller periodischen Aufgaben und anderen zuvor bereits zugelassenen sporadischen Arbeitsaufträge
- ▶ Parameter: **Ausführungszeit** und **Termin** des Arbeitsauftrags

Anwortzeitminimerung aperiodischer Arbeitsaufträge

- ▶ bei Termineinhaltung aller periodischen Aufgaben sowie der bereits zugelassenen (eingeplanten) sporadischen Arbeitsaufträge

Prioritätswarteschlangen im Betriebssystem

Variante von MLQ (*multi-level queue*, S. 6-16)



- ▶ bereitgestellte periodische Arbeitsaufträge \sim *Periodic Task Queue*
- ▶ sporadische Arbeitsaufträge durchlaufen ein/zwei Warteschlangen:
 1. ausgelöste Arbeitsaufträge müssen ggf. auf Übernahmeprüfung warten
 2. zugelassene Arbeitsaufträge kommen in eine eigene oder die PTQ
- ▶ bereitgestellte aperiodische Arbeitsaufträge \sim *Aperiodic Job Queue*

Korrektheit und Optimalität

Einplanungsverfahren terminabhängiger Arbeitsaufträge

korrekter Ablaufplan \mapsto periodische/sporadische Arbeitsaufträge

- ▶ analytischer Aspekt: periodische sowie zugelassene sporadische Arbeitsaufträge verpassen niemals ihre Termine
- ▶ konstruktiver Aspekt: die Aktionen des Gesamtsystems bewirken für diese Arbeitsaufträge keine Terminverletzungen

optimaler Ablaufplan \mapsto aperiodische/sporadische Arbeitsaufträge

- ▶ minimiert die Antwortzeit des aperiodischen Arbeitsauftrags am Kopf oder die mittlere Antwortzeit aller Arbeitsaufträge in der AJQ
- ▶ lässt jeden neu ausgelösten sporadischen Arbeitsauftrag zu und plant diesen korrekt ein¹
 - ▶ d.h., dass sein Abschluss zum vorgegebenen Termin sichergestellt ist

¹Optimal ist das Verfahren (*online*) nur, falls alle sporadischen Arbeitsaufträge planbar sind. Wird nur einer abgewiesen, gilt es als „nicht optimal“. [1, S. 192]

Hintergrundbetrieb

Korrekter Ablaufplan — auf Kosten des Antwortverhaltens

- ▶ aperiodische Arbeitsaufträge werden nur ausgeführt, falls keine periodischen/sporadischen Arbeitsaufträge zur Ausführung anstehen

Beispiel:

- ▶ periodische Tasks

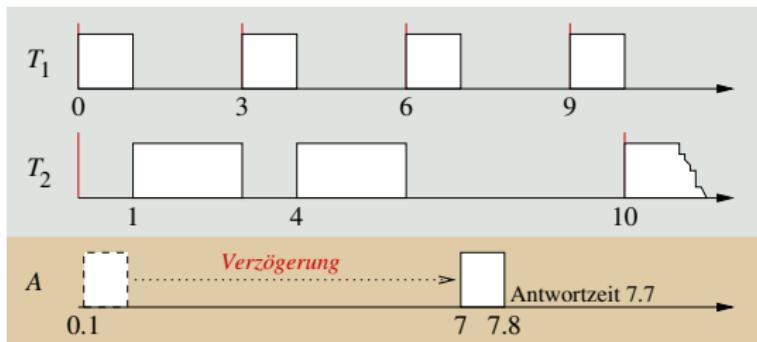
- ▶ $T_1 = (3, 1)$

- ▶ $T_2 = (10, 4)$

- ▶ RM

- ▶ aperiodischer Job

- ▶ $A \mapsto 0.8(0.1, \infty)$



- ▶ minimiert die (mittleren) Antwortzeiten aperiodischer Arbeitsaufträge nur suboptimal \leadsto **schlechtes Antwortverhalten**

Unterbrecherbetrieb

Antwortzeitminimierung — auf Kosten eines „gut geordneten“ Ablaufplans

- ausgelöste aperiodische Arbeitsaufträge werden sofort ausgeführt, sie verdrängen die sich in Ausführung befindliche periodische Aufgabe

Beispiel:

- periodische Tasks

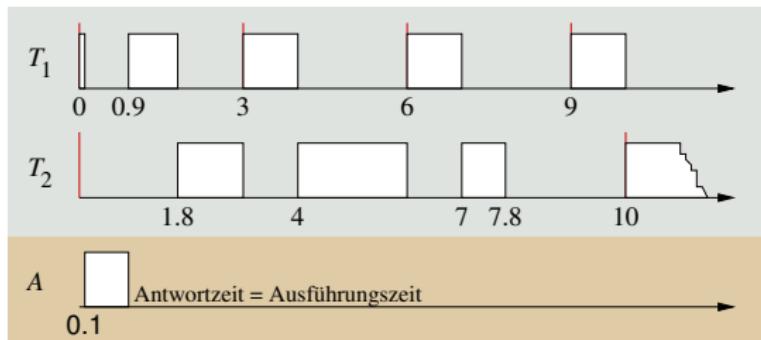
- $T_1 = (3, 1)$

- $T_2 = (10, 4)$

- RM

- aperiodischer Job

- $A \mapsto 0.8(0.1, \infty)$



- werden aperiodische Arbeitsaufträge immer sofort ausgeführt, erhöht sich das Risiko von **Schwankungen** im Ablauf periodischer Aufgaben

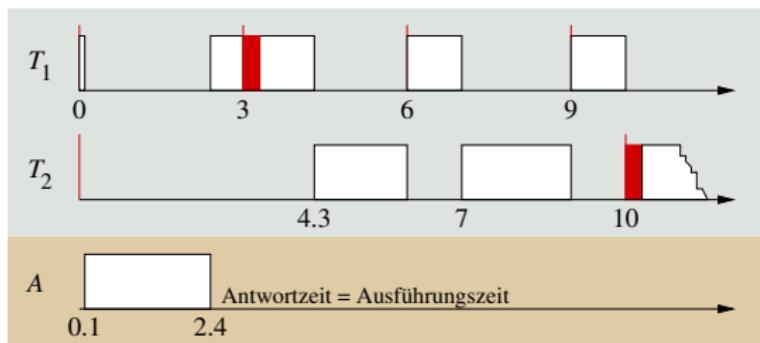
Unterbrecherbetrieb (Forts.)

Antwortzeitminimierung — auf Kosten eines korrekten Ablaufplans

- ▶ werden aperiodische Arbeitsaufträge bevorzugt ausgeführt, ist die **Termineinhaltung** periodischer Aufgaben **nicht gesichert**

Beispiel (vgl. 8-6):

- ▶ aperiodischer Job
 - ▶ $A \mapsto 2.3(0.1, \infty)$
 - ▶ *run to completion*
- ▶ periodische Tasks
 - ▶ T_1 zu spät
 - ▶ T_2 zu spät



- ▶ ist die **Schlupfzeit** (S. 4-9) der unterbrochenen periodischen Aufgabe abgelaufen, muss diese Aufgabe fortgesetzt werden

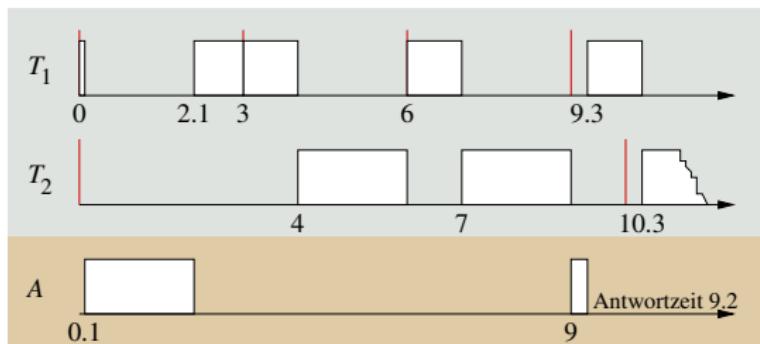
Unterbrecherbetrieb (Forts.)

Korrekter Ablaufplan — auf Kosten des Antwortverhaltens

- die Ausführung periodischer Aufgaben darf nur dann aufgeschoben werden, wenn der korrekte Ablaufplan weiterhin sicher ist

Beispiel (vgl. 8-7):

- periodische Tasks
 - Schlupf stehlen
 - $slack(T_{1,2}) = 2$
- aperiodischer Job
 - Schlupf nutzen
 - unterbrechen



- slack stealing** (S. 5-25) minimiert die Antwortzeiten aperiodischer Arbeitsaufträge nur bedingt: $WCET(A) \leq \min(slack(T_1), slack(T_2))$

Qual der Wahl...

Hintergrundbetrieb \iff Unterbrecherbetrieb

Hintergrundbetrieb

- + liefert immer korrekte Ablaufpläne
- + ist einfach zu implementieren
- verlängert Antwortzeiten unnötigerweise

Unterbrecherbetrieb \mapsto *slack stealing*

- + ist methodisch einfach in taktgesteuerten Systemen
 - verkompliziert deren Implementierung jedoch beträchtlich
- erweist sich als höchst komplex in ereignisgesteuerten Systemen

periodischer Zusteller (engl. *periodic server*) schafft Abhilfe

- ▶ eine (im korrekten Ablaufplan aufgestellte) periodische Aufgabe, die die bereitgestellten aperiodischen Arbeitsaufträge ausführt

Periodischer Zusteller (engl. periodic server)

Periodische Abarbeitung aperiodischer Arbeitsaufträge

Spezialisierung einer **periodischen Aufgabe** (S. 4-12) von N aperiodischen Arbeitsaufträgen, $N > 0$ und variabel²

- ▶ definiert durch **Periode p_s** und **Ausführungszeit e_s**
 - ▶ das Verhältnis $u_s = e_s/p_s$ ist die Größe (engl. *size*) des Zustellers
- ▶ mit e_s als sogenanntes **Ausführungsbudget** (engl. *execution budget*)
 - ▶ das Budget wird um bis zu e_s Einheiten aufgefüllt (engl. *replenished*)
 - ▶ der Zeitpunkt wird **Auffüllzeit** (engl. *replenishment time*) genannt
- ▶ innerhalb eines beliebigen Zeitintervalls der Länge p_s niemals länger als e_s Zeiten (aperiodische Arbeitsaufträge) ausführend
 - ▶ Ausnahmen bestätigen diese Regel...
- ▶ verschiedenartig ausgelegt: abfragend, aufschiebbar, sporadisch

² N bestimmt die aktuelle Länge der AJQ.

Periodischer Zusteller (Forts.)

Arbeitsweise

Auslösung, Bereitstellung und Ausführung — der Zusteller...

- ▶ wird „zurückgestellt“ (engl. *backlogged*) wenn:
 1. die AJQ mindestens einen aperiodischen Arbeitsauftrag enthält
 - ▶ bei leerer AJQ ist der Zusteller untätig (engl. *idle*)
 2. der erste aperiodische Arbeitsauftrag in die leere AJQ kommt
- ▶ kommt in Frage (engl. *is eligible*) für die Ausführung wenn er:
 1. einen **Auftragsüberhang** (engl. *backlog*) aufweist *und*
 2. über ein **Ausführungsbudget** verfügt
- ▶ nimmt am Einplanungsverfahren periodischer Aufgaben teil
 - ▶ als „normale“ periodische Aufgabe mit $T_s = (p_s, e_s)$
- ▶ verbraucht (engl. *consumes*) sein Budget während der Ausführung
 - ▶ bis es auf Null abgesunken d.h. aufgebraucht (engl. *exhausted*) ist

Abfragender Zusteller (engl. *polling server*)

Verfall des Restbudgets zum Zeitpunkt des Untätigwerdens

Abfrager (engl. *poller*) $\mapsto T_P = (p_s, e_s)$

- ▶ mit Abfrageperiode p_s (engl. *polling period*)
 - ▶ zyklisch bereitgestellt im Abstand von (ganzzahlig vielfachen) p_s
- ▶ schrittweiser Abbau der AJQ innerhalb einer Abfrageperiode
 - ▶ Abarbeitung des Auftragsüberhangs vom Kopf der AJQ ausgehend
 - ▶ Unterbrechung des laufenden Arbeitsauftrags am Periodenende
- ▶ bei leerer AJQ verfällt das **Budget** unverzüglich
 - ▶ d.h., sobald der Abfrager feststellt, untätig sein zu müssen
 - ▶ auch, wenn dies bereits am Anfang der Abfrageperiode erkannt wird³
- ▶ Antwortzeiten aperiodischer Arbeitsaufträge schwanken ggf. stark
 - ▶ je nach Auslösezeitpunkt eines Auftrags bzw. Zustand des Abfragers

³Eintreffende aperiodische Arbeitsaufträge nachdem der Abfrager seine Untätigkeit festgestellt hat, kommen frühestens in der nächsten Abfrageperiode zum Zuge.

Abfragender Zusteller (Forts.)

Verbesserung des Antwortverhaltens

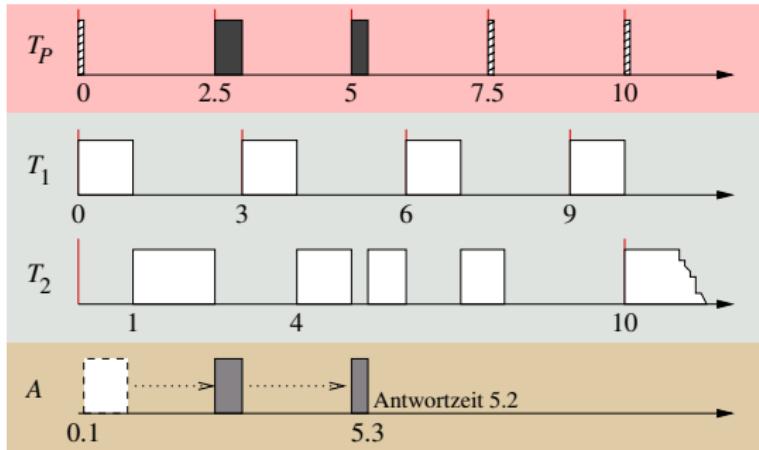
Beispiel (vgl. 8-5):

- ▶ periodische Tasks

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

- ▶ aperiodischer Job

- ▶ $A \mapsto 0.8(0.1, \infty)$



- ▶ T_P hat die kürzeste Periode und erhält daher höchste Priorität (RM)
- ▶ zu Beginn der Abfrageperioden t_0 , $t_{7.5}$ und t_{10} ist die AJQ leer
- ▶ die Ausführung von A erfolgt in zwei Schritten:
 - 0.5 Zeiteinheiten (dem Budget von T_P) in Abfrageperiode $t_{2.5}$
 - 0.3 Zeiteinheiten in Abfrageperiode t_5 , bis A beendet (und AJQ leer) ist

Abfragender Zusteller (Forts.)

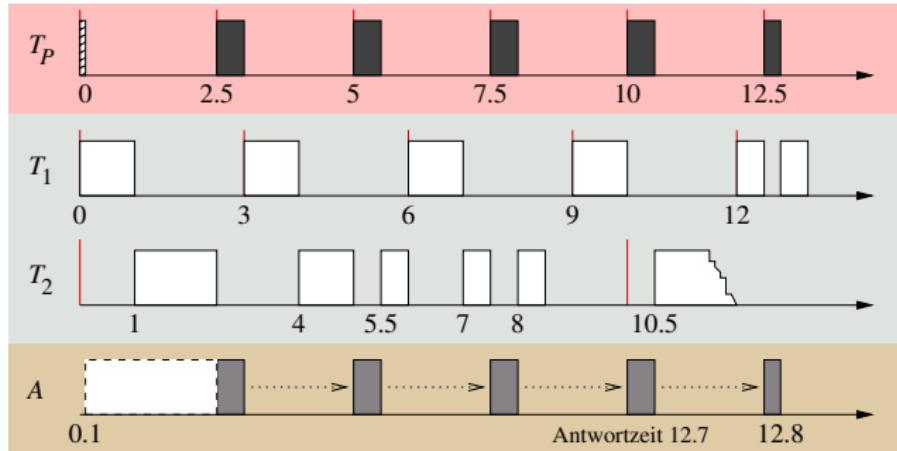
Verschlechterung des Antwortverhaltens

Beispiel (vgl. 8-8):

T_P
 T_1
 T_2

RM

$A \mapsto 2.3(0.1, \infty)$



- ▶ die Ausführung von A benötigt (mindestens) fünf Abfrageperioden:
 4×0.5 Zeiteinheiten (dem Budget von T_P)
 - ▶ in den Abfrageperioden $t_{2.5}$, t_5 , $t_{7.5}$ und t_{10}
- 1×0.3 Zeiteinheiten (bis A beendet ist)
 - ▶ in Abfrageperiode $t_{12.5}$; die AJQ ist leer, T_P gibt auf...

Nachteil vom Abfragebetrieb

Schwankungen im Antwortverhalten des Systems

Verfall des noch nicht ganz ausgeschöpften Ausführungsbudgets eines untätigen Abfrager \leadsto ggf. längere Antwortzeiten

- ▶ in der laufenden Abfrageperiode dann noch eintreffende aperiodische Arbeitsaufträge bleiben zunächst unberücksichtigt
 - ▶ sie sammeln sich in der AJQ an, der Abfrager wird zurückgestellt
 - ▶ so geschehen mit $A \mapsto 0.8(0.1, \infty)$, vgl. 8-13
- ▶ die „zu spät“ eingetroffenen Aufträge werden frühestens in der nächsten Abfrageperiode (entsprechend Ablaufplan) behandelt

☞ das Restbudget eines Abfragers müsste bewahrt werden können...

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*)
 - ▶ Bedingungen, unter denen das Budget bewahrt/verbraucht wird**Auffüllen** (engl. *replenishment*)
 - ▶ 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 eine leere AJQ vorfindet
 - ▶ Restbudget zum Zeitpunkt des Untätigwerdens bleibt ihm erhalten
 - ▶ sobald sich die AJQ wieder füllt, wird der Zusteller bereit gestellt

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*)

Bewahrung des Restbudgets zum Zeitpunkt des Untätigwerdens

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

- ▶ periodisches Auffüllen von Budget e_s mit Periode p_s (vgl. 8-13)
- ▶ bei leerer AJQ, Bewahrung des (Rest-) Budgets von T_D in p_s
- ▶ keine Akkumulation des Restbudgets von Periode zu Periode
 - ▶ am Ende der Abfrageperiode verfällt ggf. vorhandenes Restbudget

Verbrauchsregel Wann immer der Zusteller ausgeführt wird verbraucht sich das Ausführungsbudget des Zustellers mit einer Rate $1/\text{Zeiteinheit}$.

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

Aufschiebbarer Zusteller (Forts.)

Optimiertes Antwortverhalten

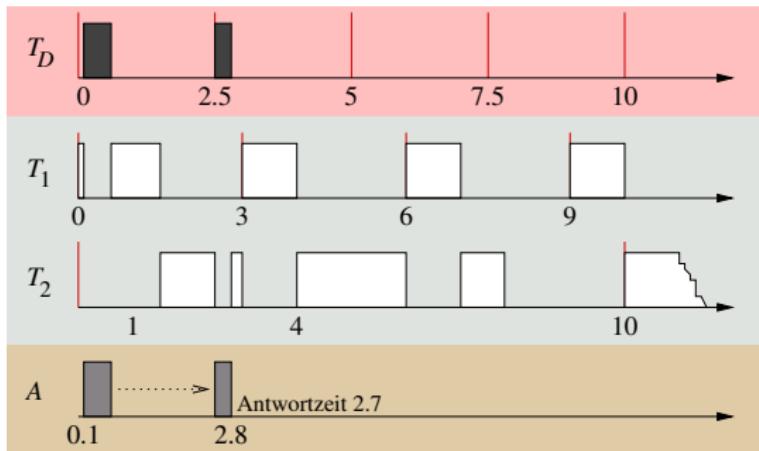
Beispiel (vgl. 8-13):

- ▶ periodische Tasks

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

- ▶ aperiodischer Job

- ▶ $A \mapsto 0.8(0.1, \infty)$



- ▶ die Ausführung von A erfolgt in zwei Schritten:

- 0.5 Zeiteinheiten (dem Budget von T_D) in Abfrageperiode t_0

- 0.3 Zeiteinheiten in Abfrageperiode $t_{2.5}$, dann setzt sich A selbst aus

- ▶ das Restbudget von 0.2 Zeiteinheiten bleibt T_D erhalten

- ▶ es ist für nachrückende Aufträge in Abfrageperiode $t_{2.5}$ nutzbar
- ▶ eine Übertragung auf Abfrageperiode t_5 ist nicht vorgesehen

Aufschiebbarer Zusteller (Forts.)

Budgetverbrauch und -auffüllung

Beispiel:

- ▶ periodische Tasks
 - ▶ $T_D = (3, 1)$
 - ▶ $T_1 = (2, 3.5, 1.5)$
 - ▶ $T_2 = (6.5, 0.5)$
 - ▶ RM
- ▶ aperiodischer Job
 - ▶ $A \mapsto 1.7(2.8, \infty)$

Verlauf:

t_0 T_D startet & wartet

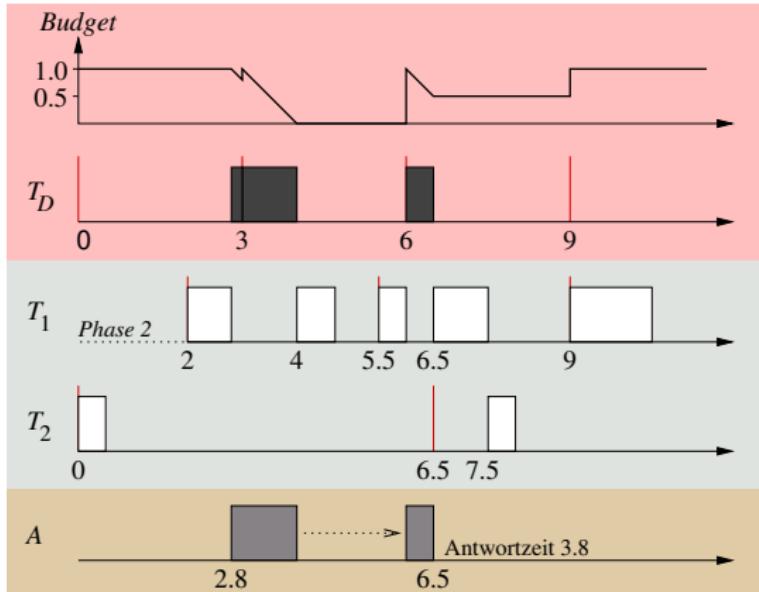
$t_{2.8}$ A wird zugestellt

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



Aufschiebbarer Zusteller (Forts.)

Budgetverbrauch und -auffüllung — alternatives Einplanungsverfahren

Beispiel:

- ▶ periodische Tasks
 - ▶ $T_{D,1,2}$ vgl. 8-19
 - ▶ 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

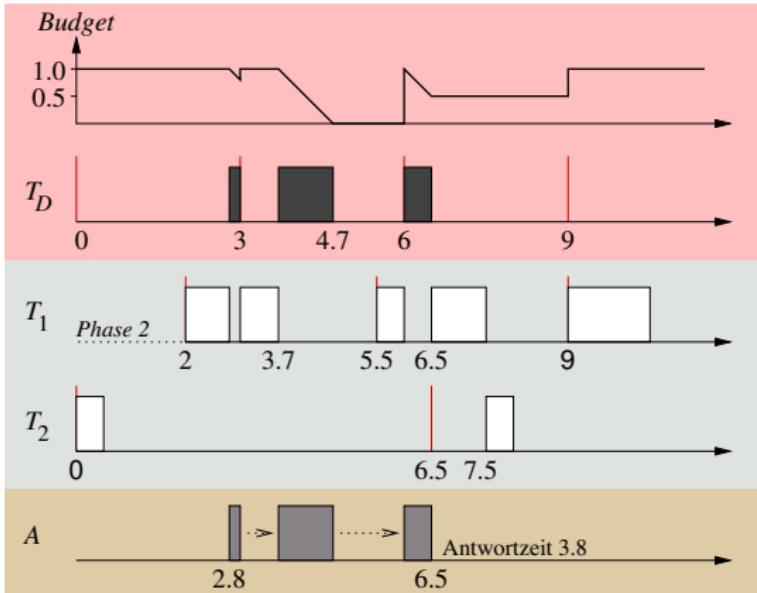
$t_{2.8}$ A wird zugestellt

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 \cup Hintergrundzusteller

Budgetverbrauch und -auffüllung — Antwortzeitverbesserung

Beispiel (vgl. 8-20):

Background Server

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

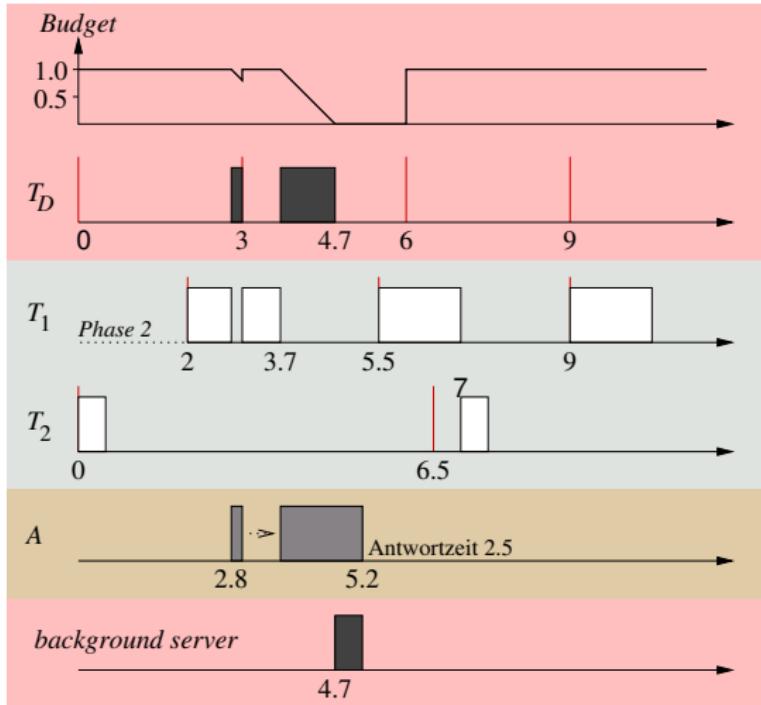
Verlauf:

$t_{4.7}$ keine periodische Task ist ausführbereit

- ▶ Hintergrundbetr.

$t_{5.2}$ A ist beendet

- ▶ T_D bleibt untätig



Aufschiebbarer Zusteller — Größenbeschränkung

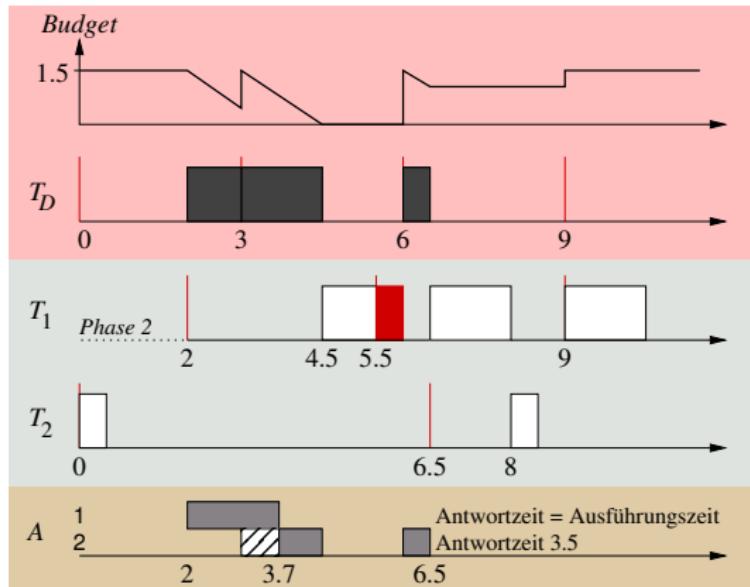
Einfluss auf die Planbarkeit periodischer Aufgaben

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

Beispiel (vgl. 8-19):

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

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



Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*)

Tasksysteme fester Priorität (engl. *fixed-priority systems*)

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

Sporadischer Zusteller (Forts.)

Definitionen

T Tasksystem fester Priorität

- ▶ von n unabhängigen, verdrängbaren periodischen Aufgaben

π_s beliebige Priorität des Zustellers T_S

- ▶ bei gleicher Priorität wird zu Gunsten von T_S entschieden

T_H Teilmenge von Tasks mit Prioritäten höher als π_s

- ▶ bleibt tätig⁴ in jedem Tätigkeitsintervall von **T_H**

Tätigkeitsintervall des Zustellers (engl. *server busy interval*)

beginnt mit Einspeisung eines Arbeitsauftrags in die leere AJQ

endet bei erneut leergelaufener AJQ

⁴**T** (oder **T_H**) ist untätig, wenn kein Arbeitsauftrag in **T** (oder **T_H**) ausführbereit ist; sonst ist **T** (oder **T_H**) tätig.

Sporadischer Zusteller (Forts.)

Notationen

t_r späteste (aktuelle) Auffüllzeit

t_f erster Moment nach t_r , wenn die Ausführung von T_S beginnt

t_e späteste effektive Auffüllzeit

Zu jedem Zeitpunkt t ist:

t_{begin} der Anfang des frühesten Tätigkeitsintervalls der vor t liegenden spätesten zusammenhängenden Folge solcher Intervalle von \mathbf{T}_H

- ▶ zwei Tätigkeitsintervalle sind zusammenhängend, wenn das spätere direkt nach dem Ende des früheren startet

t_{end}

- ▶ das Ende des spätesten Tätigkeitsintervalls (der oben definierten Folge), wenn dieses Intervall vor t endet
- ▶ gleich ∞ , wenn dieses Intervall nach t endet

Sporadischer Zusteller (Forts.)

Aktionen des Planers

1. t_r nimmt die aktuelle Zeit $t_{current}$ an, jedesmal wenn das Budget von T_S aufgefüllt wird
2. wenn T_S das erste Mal nach Auffüllung seines Budgets mit der Ausführung startet, wird:
 - 2.1 t_e auf Basis der Historie des Tasksystems bestimmt
 - 2.2 die nächste Auffüllzeit auf $t_e + p_s$ gesetzt

Mit anderen Worten: die nächste Auffüllzeit ist p_s Zeiteinheiten entfernt von t_e ,

- ▶ als wenn das Budget zuletzt zum Zeitpunkt t_e aufgefüllt worden wäre
- ▶ daher der Begriff „effektive Auffüllzeit“

Einfacher sporadischer Zusteller

Implementierungsmöglichkeit und Verbrauchsregel

- Planer
- ▶ überwacht die Tätigkeitsintervalle von T_H
 - ▶ pflegt Informationen über t_{begin} und t_{end}

Verbrauchsregel zu jedem Zeitpunkt $t > t_r$ (bis das Budget erschöpft ist) verbraucht sich das Ausführungsbudget des Zustellers mit einer Rate $1/\text{Zeiteinheit}$, wenn gilt:

- V1 der Zusteller wird ausgeführt
 - V2 der Zusteller wurde seit t_r ausgeführt und $t_{end} < t$
- Ansonsten behält der Zusteller sein Budget.

Einfacher sporadischer Zusteller (Forts.)

Auffüllregel

Auffüllregel (engl. *replenishment rule*)

A1 initial (d.h., wenn die Ausführung von **T** beginnt) und jedesmal, wenn das Budget aufgefüllt wird:

- ▶ $Budget = e_s$ und $t_r = t_{current}$

A2 zum Zeitpunkt t_f , $t_e = \begin{cases} \max(t_r, t_{begin}) & \text{wenn } t_{end} = t_f \\ t_f & \text{wenn } t_{end} < t_f \end{cases}$

- ▶ $t_e + p_s$ ist nächste Auffüllzeit

A3 nächste Auffüllung erfolgt bei $t_e + p_s$, es sei denn,

- (a) $t_e + p_s < t_f$: Auffüllung, wenn Budget erschöpft ist
- (b) **T** wird untätig vor $t_e + p_s$ und wieder tätig bei t_b : Auffüllung zum Zeitpunkt $\min(t_e + p_s, t_b)$

Einfacher sporadischer Zusteller (Forts.)

Interpretation von Verbrauchs- und Auffüllregel

V1 ist selbsterklärend

- V2
- ▶ T_S verbraucht sein Budget bis zu einem beliebigen Zeitpunkt t , wenn er seit t_r tätig war
 - ▶ aber zum Zeitpunkt t wird T_S suspendiert und \mathbf{T}_H untätig

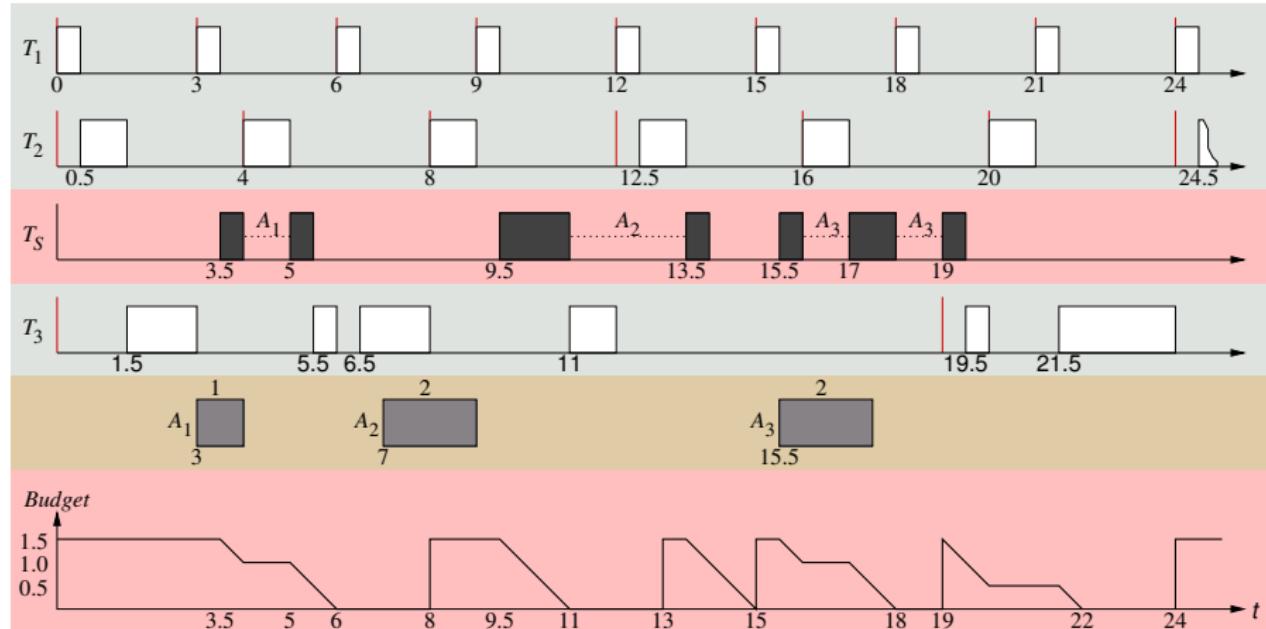
A1 ist selbsterklärend

- A2
- ▶ die nächste Budgetauffüllung erfolgt p_s Zeiteinheiten nach t_r , wenn \mathbf{T}_H im Intervall (t_r, t_f) tätig war
 - ▶ sonst liegt t_e später; t_e ist spätester Moment in (t_r, t_f) , zu dem:
 - ▶ eine gleich- oder niederpriore Task ausgeführt wird *oder*
 - ▶ \mathbf{T} untätig ist

A3 siehe Beispiel 8-30

Einfacher sporadischer Zusteller — Beispiel

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



Einfacher sporadischer Zusteller — Beispiel (Forts.)

Budgetverbrauch und -auffüllung

$t_{3.5}$ T_S startet: $t_r = 0$, $t_{begin} = 3$, $t_{end} = 3.5$

- ▶ wegen A2 gilt: $t_e = \max(0, 3) = 3$, nächste Auffüllung bei $t = 8$

t_4 T_2 verdrängt T_S , der sein Budget bewahrt

t_5 T_S wird fortgesetzt und verbraucht sein Budget komplett

- ▶ da er läuft (V1) und, wenn er wieder suspendiert wird, T_1 und T_2 untätig sind bzw. $t_{end} = 5 < t_{current}$ (V2)

t_8 Budgetauffüllung (A3), T_S ausführbereit

$t_{9.5}$ T_S startet zum ersten Mal seit $t = 8$

- ▶ $t_e = 8$, nächste Auffüllung bei $t = t_e + p_s = 13$

t_{14} \mathbf{T} untätig; nächste Auffüllung bei $t = 15$

- ▶ wenn das nächste Tätigkeitsintervall von \mathbf{T} beginnt
- ▶ $t_e = 18$, $t_b = 15$: $\min(t_e + p_s, t_b) = 15$ (A3(b))

t_{19} Budgetauffüllung (A3(b))

Resümee

Einführung

- ▶ Übernahmeprüfung, Antwortzeitminimierung
- ▶ Warteschlangen, AJQ; korrekter/optimaler Ablaufplan

Problemfälle

- ▶ Hintergrundbetrieb, Unterbrecherbetrieb

periodische Zusteller

- ▶ Arbeitsweise: Auslösung, Bereitstellung, Ausführung

Bandweite verlierende Zusteller \mapsto Abfrager

- ▶ Problem: Verfall des Restbudgets bei Untätigkeit

Bandweite bewahrende Zusteller \leadsto Verbrauchs-/Auffüllregeln

- ▶ aufschiebbare: ohne/mit Hintergrundzusteller, Planbarkeit
- ▶ sporadische: *einfach*; kumulativ, SpSL, termingesteuert

Literaturverzeichnis

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