Echtzeitsysteme

Zustellerkonzepte & Übernahmeprüfung

Peter Ulbrich

Lehrstuhl für Verteilte Systeme und Betriebssysteme

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

`https://www4.cs.fau.de`

18. Dezember 2017

Fragestellungen

- Optimale Behandlung von nicht-periodischen Aufgaben?
  - Das Stehlen von Schlupf ist im Allgemeinen zu komplex
  - Hintergrundbetrieb und abfragende Zusteller sind (zu) träge
  - Vordegrundbetrieb beeinflusst periodische Aufgaben (zu) stark
- 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?
- Wie lassen sich sporadischen Aufgaben sicher eingliedern?
  - Wie sehen Akzeptanztests eigentlich aus?

Fragestellungen

- Optimale Behandlung von nicht-periodischen Aufgaben?
  - Das Stehlen von Schlupf ist im Allgemeinen zu komplex
  - Hintergrundbetrieb und abfragende Zusteller sind (zu) träge
  - Vordegrundbetrieb beeinflusst periodische Aufgaben (zu) stark
- 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?
- Wie lassen sich sporadischen Aufgaben sicher eingliedern?
  - Wie sehen Akzeptanztests eigentlich aus?

☞ Fokus dieser Vorlesung liegt auf ereignisgesteuerten Systemen!

Gliederung

Rückblick: Abfragender Zusteller

Vergleiche Folie V-1/23 ff

Verhalten einer periodischen Aufgabe im schlimmsten Fall

- Beschränkter, exakt quantifizierbarer Einfluss auf andere Aufgaben!

→ Vereinfachung der (zeitlichen) Analyse

Rückblick: Abfragender Zusteller

Vergleiche Folie V-1/23 ff

☞ Verhalten einer periodischen Aufgabe im schlimmsten Fall

- Beschränkter, exakt quantifizierbarer Einfluss auf andere Aufgaben!

→ Vereinfachung der (zeitlichen) Analyse

⚠ Abfragende Zusteller liefern unbefriedigende Antwortzeiten

- Grund: Verlust des Ausführungsbudgets bei Untätigkeit

→ Verspätete Aufträge werden auf nächste Periode verschoben

Rückblick: Abfragender Zusteller

Vergleiche Folie V-1/23 ff

☞ Verhalten einer periodischen Aufgabe im schlimmsten Fall

- Beschränkter, exakt quantifizierbarer Einfluss auf andere Aufgaben!

→ Vereinfachung der (zeitlichen) Analyse

⚠ Abfragende Zusteller liefern unbefriedigende Antwortzeiten

- Grund: Verlust des Ausführungsbudgets bei Untätigkeit

→ Verspätete Aufträge werden auf nächste Periode verschoben

■ Restbudget auch in Phasen der Untätigkeit bewahren?

- Unter Beibehaltung des periodischen

Rückblick: Abfragender Zusteller

Vergleiche Folie V-1/23 ff

☞ Verhalten einer periodischen Aufgabe im schlimmsten Fall

- Beschränkter, exakt quantifizierbarer Einfluss auf andere Aufgaben!

→ Vereinfachung der (zeitlichen) Analyse

⚠ Abfragende Zusteller liefern unbefriedigende Antwortzeiten

- Grund: Verlust des Ausführungsbudgets bei Untätigkeit

→ Verspätete Aufträge werden auf nächste Periode verschoben

■ Restbudget auch in Phasen der Untätigkeit bewahren?

- Unter Beibehaltung des periodischen

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

Überblick: Bandweite-bewahrende Zusteller

Bandweite-bewahrende Zusteller

- Bewahren Budget (d.h., Bandweite) innerhalb ihrer Abfrageperiode

→ Verbesserung des Abfragebetriebs und der Antwortzeiten

Überblick: Bandweite-bewahrende Zusteller

Erhalt des Restbudgets untätig gewordener Zusteller in der Abfrageperiode

Bandweite-bewahrende Zusteller

- Bewahren Budget (d.h., Bandweite) innerhalb ihrer Abfrageperiode

→ Verbesserung des Abfragebetriebs und der Antwortzeiten

- Erweiterung des Regelwerks:

→ Verbrauchsregeln (engl. *consumption rules*)

  - Bedingungen unter denen das Budget bewahrt/verbraucht wird

→ Auffüllregeln (engl. *replenishment rules*)

  - Festlegungen *wann* und *wie* das Budget aufgefüllt wird

Überblick: Bandweite-bewahrende Zusteller

Erhalt des Restbudgets untätig gewordener Zusteller in der Abfrageperiode

Bandweite-bewahrende Zusteller

- Bewahren Budget (d.h., Bandweite) innerhalb ihrer Abfrageperiode

→ Verbesserung des Abfragebetriebs und der Antwortzeiten

- Erweiterung des Regelwerks:

→ Verbrauchsregeln (engl. *consumption rules*)

  - Bedingungen unter denen das Budget bewahrt/verbraucht wird

→ Auffüllregeln (engl. *replenishment rules*)

  - Festlegungen *wann* und *wie* das Budget aufgefüllt wird

- Erweiterung des Verarbeitungsschemas:

→ Planer (Betriebssystem) führt Buch über den Budgetverbrauch

  - Suspendiert den Zusteller, wenn das Budget verbraucht wurde
  - Stellt den Zusteller bereit, wenn das Budget aufgefüllt wurde

→ Zusteller setzt sich selbst aus, wenn er untätig wird

  - Restbudget zum Zeitpunkt des Untätigwerdens bleibt erhalten
  - Wird ausführungsbereit, falls *zurückgestellt* (vgl. V-1/22)

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*)

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

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*) $\mapsto T_{DS} = (p_{DS}, e_{DS})$

- Periodisches Auffüllen von Budget e_{DS} mit Periode p_{DS} (vgl. V-1/23)
- Bewahrung des (Rest-)Budgets von T_{DS} in p_{DS} bei Untätigkeit

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*)

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

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*) $\mapsto T_{DS} = (p_{DS}, e_{DS})$

- Periodisches Auffüllen von Budget e_{DS} mit Periode p_{DS} (vgl. V-1/23)
- Bewahrung des (Rest-)Budgets von T_{DS} in p_{DS} bei Untätigkeit

Aufschiebbarer Zusteller

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

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

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*)

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

Aufschiebbarer Zusteller (engl. *deferrable server*) $\mapsto T_{DS} = (p_{DS}, e_{DS})$

- Periodisches Auffüllen von Budget e_{DS} mit Periode p_{DS} (vgl. V-1/23)
- Bewahrung des (Rest-)Budgets von T_{DS} in p_{DS} bei Untätigkeit

Aufschiebbarer Zusteller

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

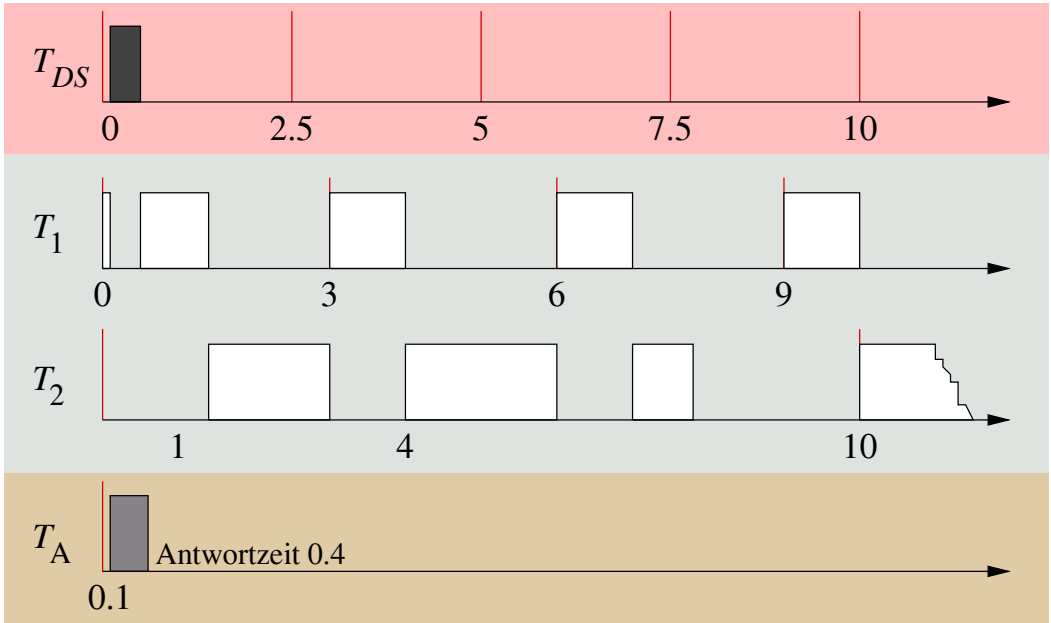
Auffüllregel Das Ausführungsbudget des Zustellers wird zu den Zeitpunkten $k \cdot p_s$ auf e_s gesetzt, für $k = 0, 1, 2, \ldots$.

Keine Akkumulation des Restbudgets von Periode zu Periode

→ Restbudget verfällt ggf. am Ende der Abfrageperiode

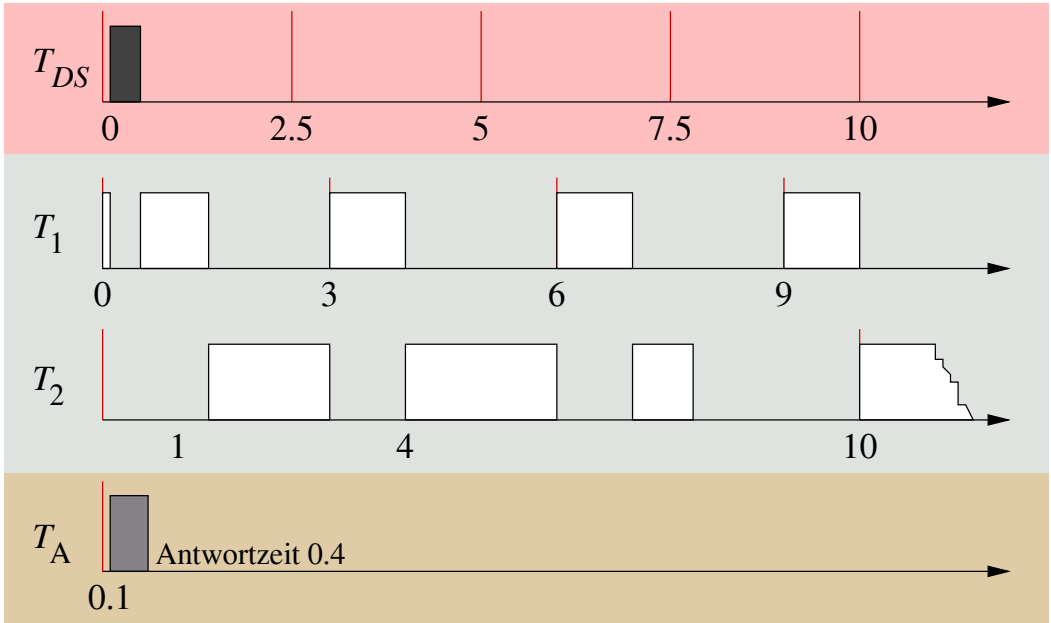
Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (1)

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (2.5, 0.5)$
    - $T_1 = (3, 1)$
    - $T_2 = (10, 4)$
    - RM
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([0.1, \infty[, 0.4)$



Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (1)

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (2.5, 0.5)$
    - $T_1 = (3, 1)$
    - $T_2 = (10, 4)$
    - RM
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([0.1, \infty[, 0.4)$



☞ Budget von 0.5 Zeiteinheiten bleibt T_{DS} erhalten

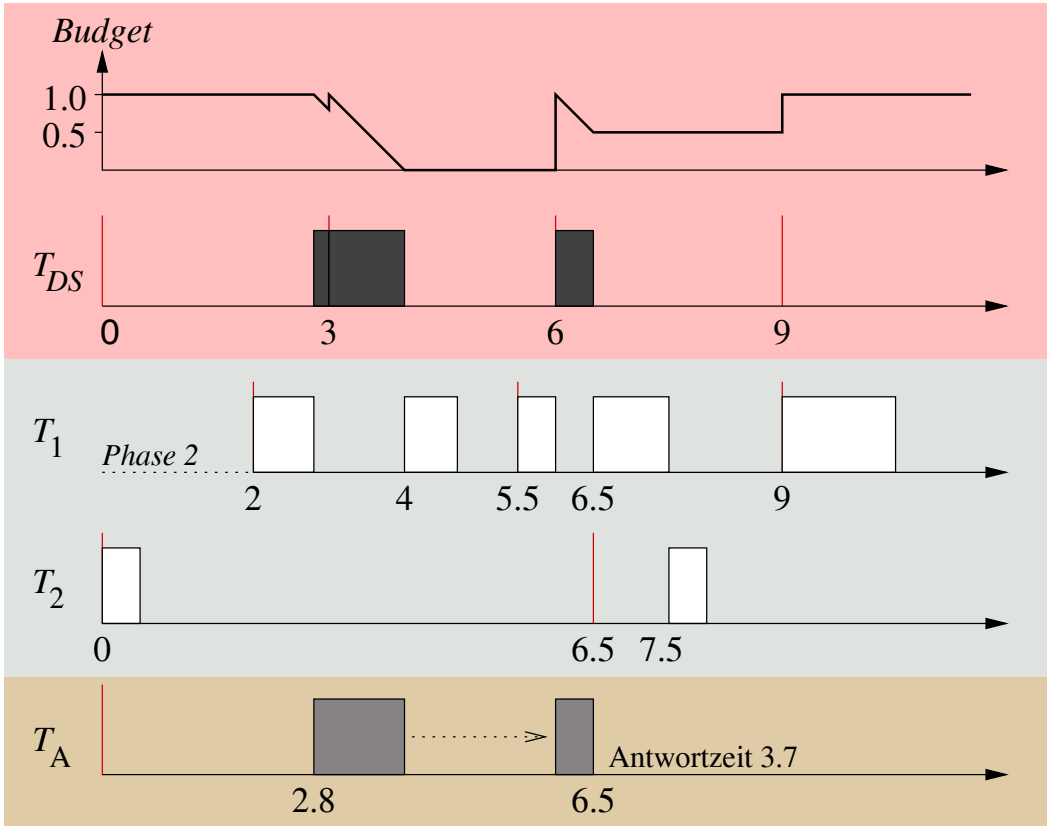
- Obwohl T_{DS} zum Zeitpunkt t_0 untätig ist
- Unmittelbare Abarbeitung von T_A^S zum Zeitpunkt $t_{0.1}$

⚠ Keine Übertragung des Restbudgets

- Budget von 0.1 Zeiteinheiten verfällt mit $t_{2.5}$

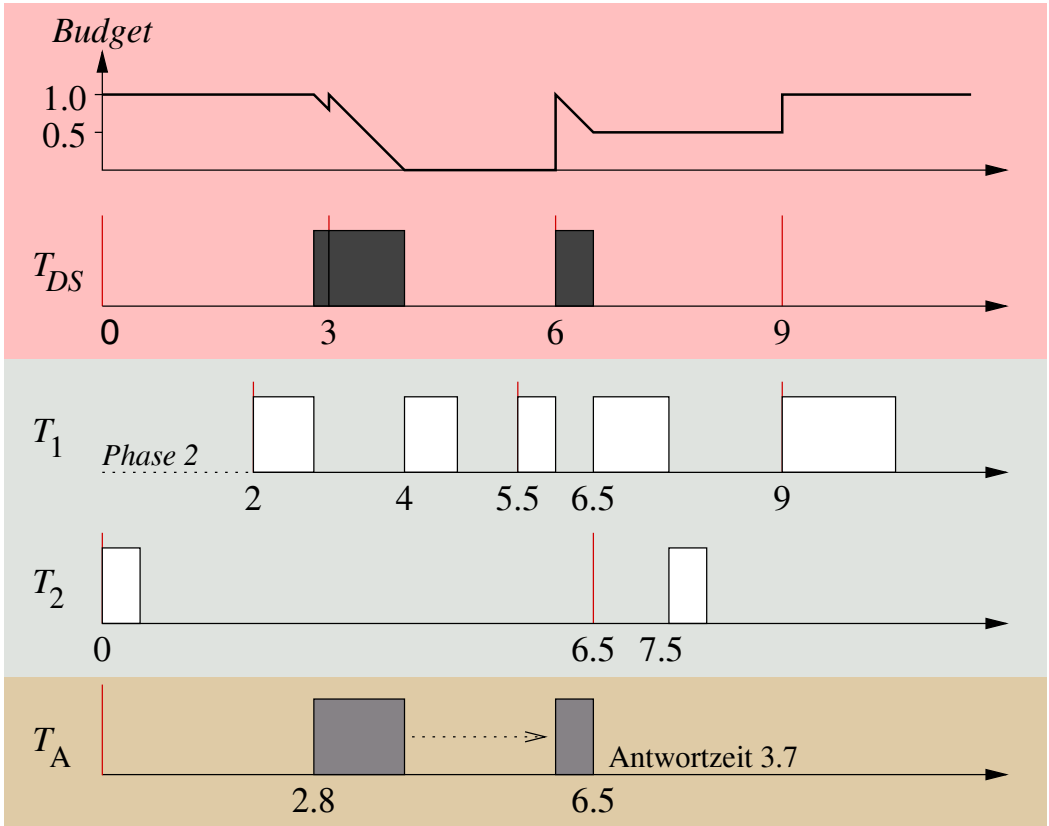
Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (2)

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (3, 1)$
    - $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
    - $T_2 = (6.5, 0.5)$
    - RM
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([2.8, \infty[, 1.7)$



Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (2)

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (3, 1)$
    - $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
    - $T_2 = (6.5, 0.5)$
    - RM
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([2.8, \infty[, 1.7)$



- Verlauf:

t_0 T_{DS} startet & wartet

$t_{2.8}$ T_A^S wird zugestellt, T_{DS} verbraucht

t_3 T_{DS} kommt weiter in Frage

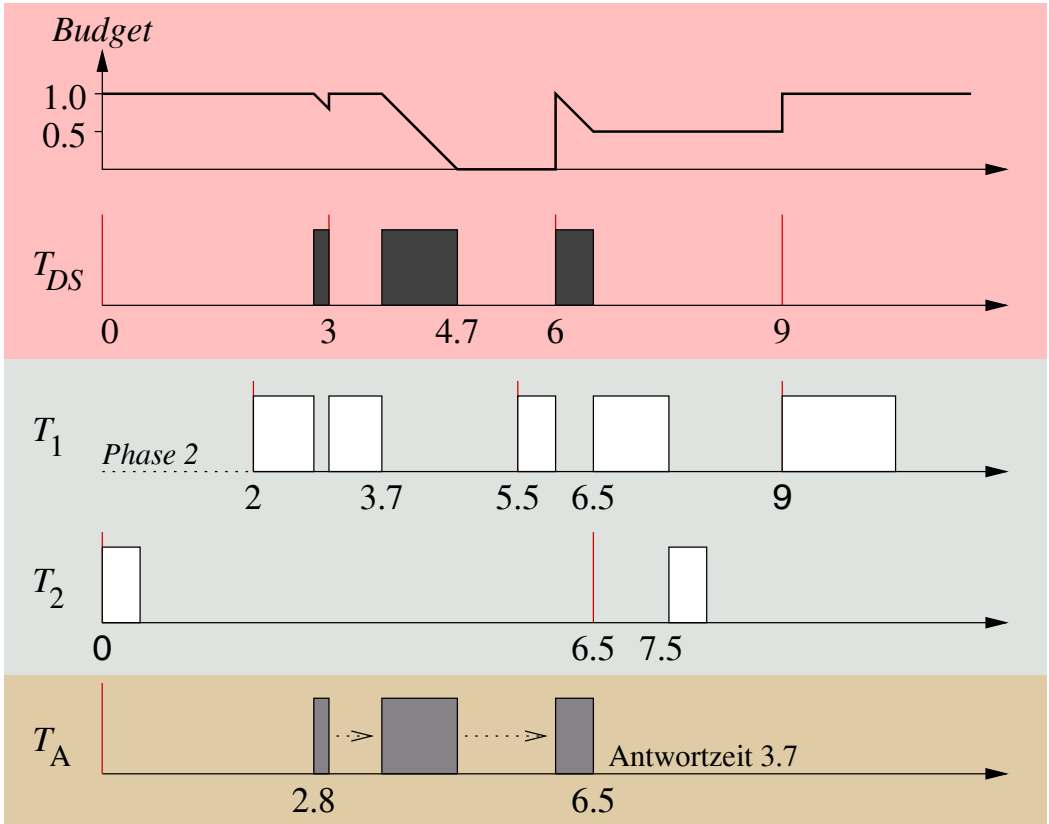
t_4 T_{DS} wird vom Planer gestoppt

t_6 T_{DS} kommt erneut in Frage

$t_{6.5}$ T_A^S ist beendet, T_{DS} untätig

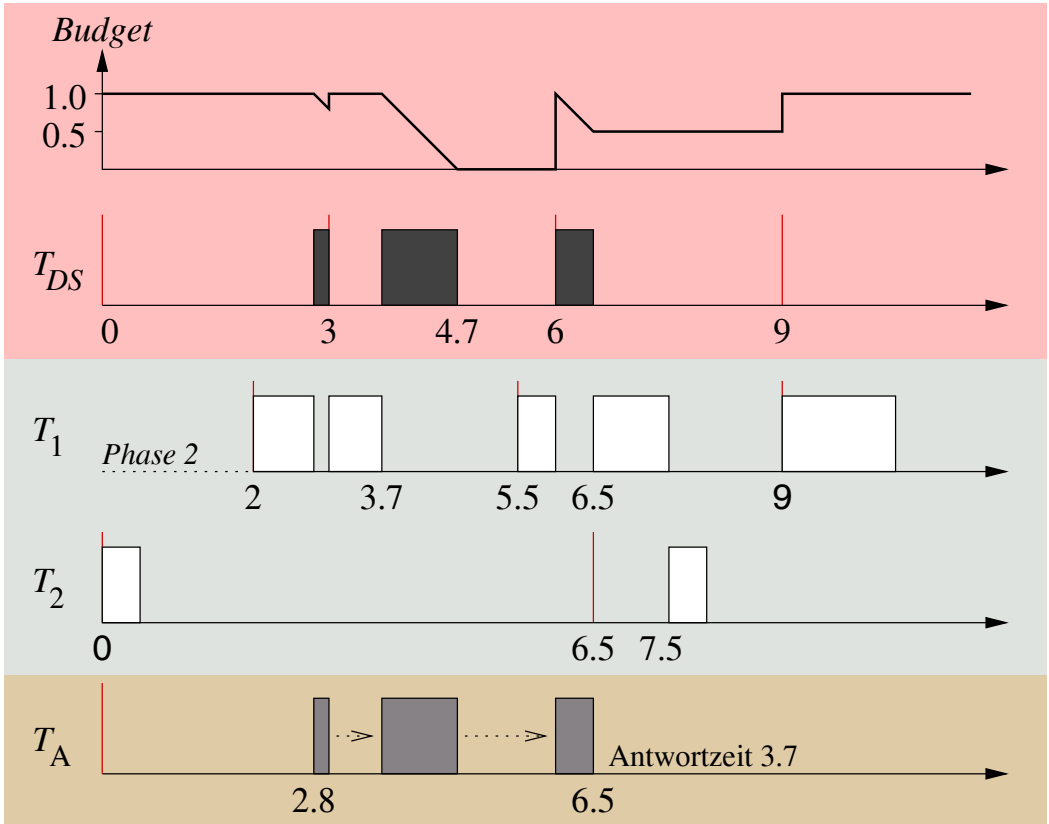
Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (3)

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (3, 1)$
    - $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
    - $T_2 = (6.5, 0.5)$
    - **EDF**
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([2.8, \infty[, 1.7)$



Beispiel: Aufschiebbarer Zusteller (3)

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (3, 1)$
    - $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
    - $T_2 = (6.5, 0.5)$
    - **EDF**
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([2.8, \infty[, 1.7)$
- Verlauf:



t_0 T_{DS} startet & wartet

$t_{2.8}$ T_A^S wird zugestellt, T_{DS} verbraucht

t_3 T_1 hat früheren Termin (5.5)

$t_{3.7}$ T_{DS} wird weiter ausgeführt

t_6 $d_1 = d_{DS}$, T_{DS} wird bevorzugt

$t_{6.5}$ T_A^S ist beendet, T_{DS} untätig

Aufschiebbarer Zusteller ∪ Hintergrundzusteller

Budgetverbrauch und -auffüllung — Antwortzeitverbesserung

☞ **Hintergrundzusteller**
(engl. *background server*)

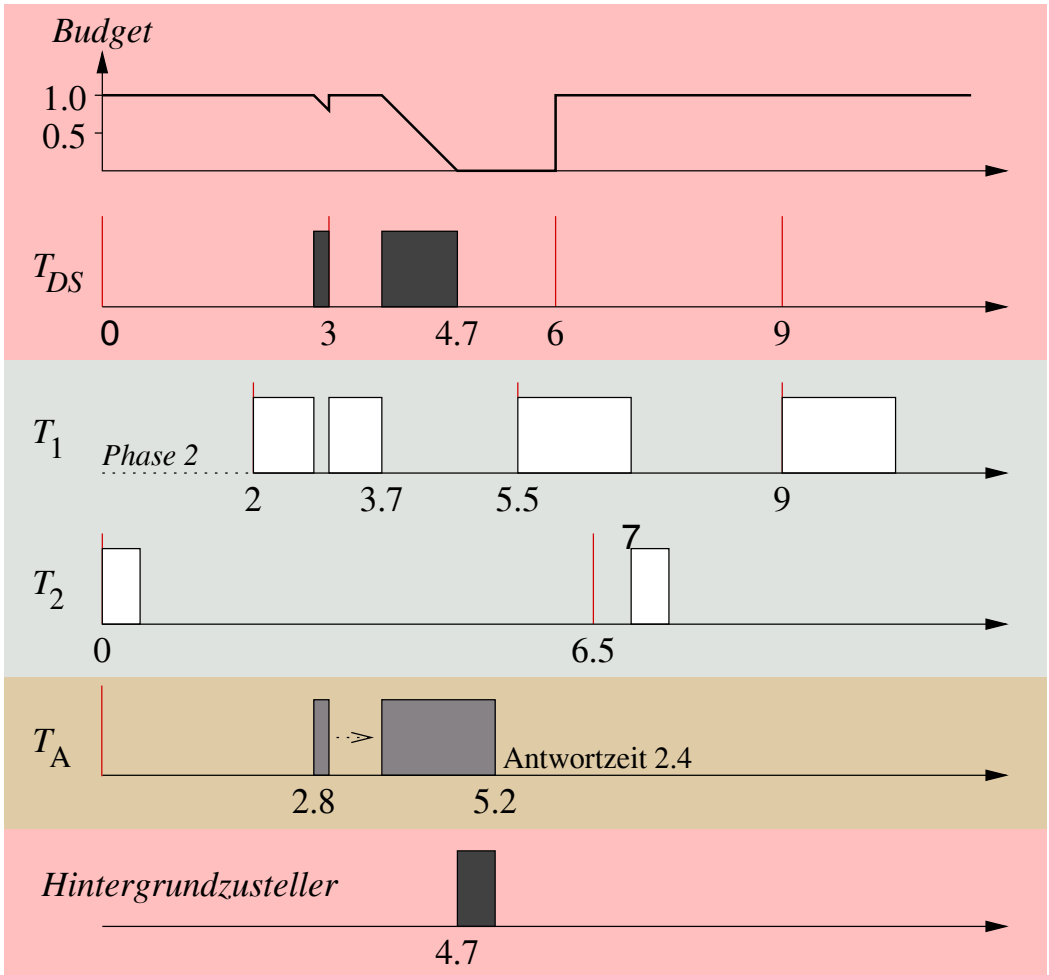
- Verarbeitet die AJQ
- Unterstützt T_{DS}

→ Niedrigste Priorität

- **Verlauf:**
  - Beispiel von Folie 9

$t_{4.7}$ Keine periodischen Aufträge
$\rightsquigarrow$ Hintergrundbetrieb

$t_{5.2}$ T_A^S ist beendet, T_{DS} bleibt untätig



Aufschiebbarer Zusteller ∪ Hintergrundzusteller

Budgetverbrauch und -auffüllung — Antwortzeitverbesserung

☞ **Hintergrundzusteller**
(engl. *background server*)

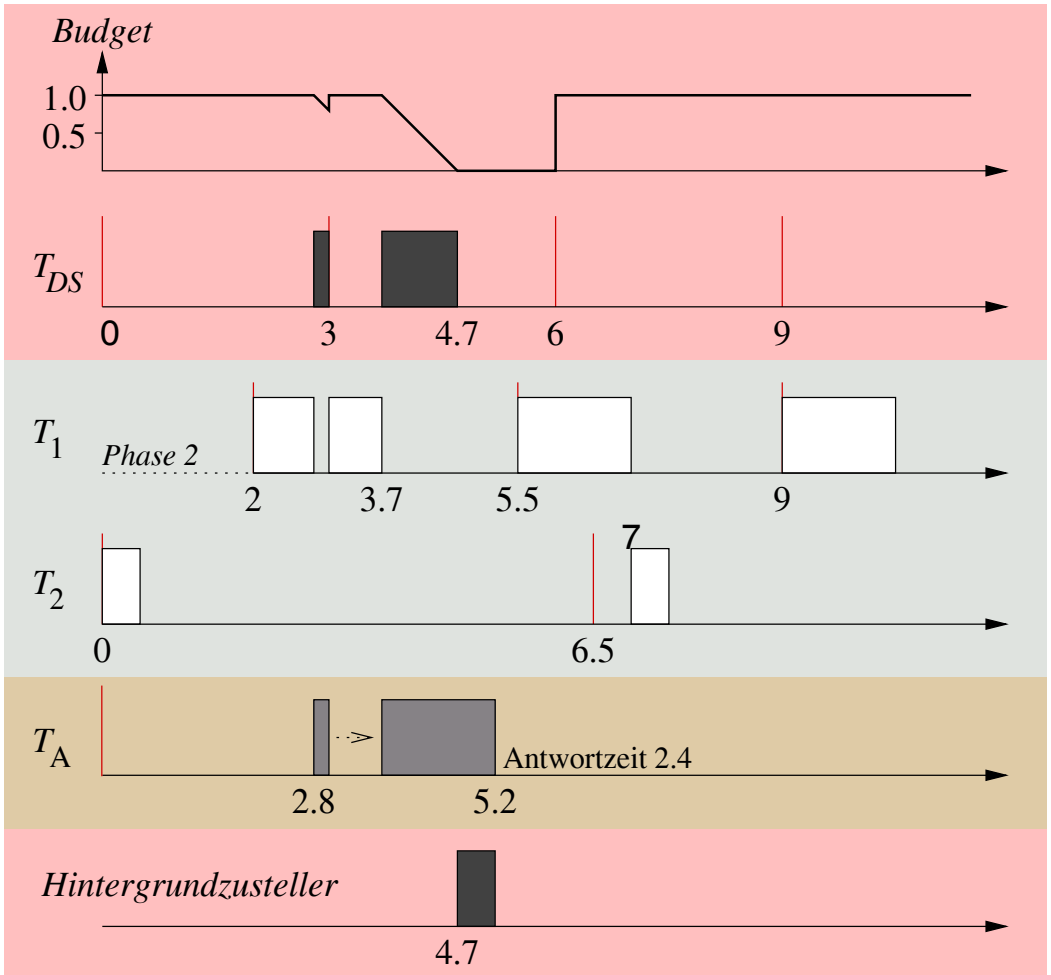
- Verarbeitet die AJQ
- Unterstützt T_{DS}

→ Niedrigste Priorität

- **Verlauf:**
  - Beispiel von Folie 9

$t_{4.7}$ Keine periodischen Aufträge
$\rightsquigarrow$ Hintergrundbetrieb

$t_{5.2}$ T_A^S ist beendet, T_{DS} bleibt untätig



☞ Bessere Antwortzeit, geringeres Zittern (T_1, T_A^S), weniger Kontextwechsel

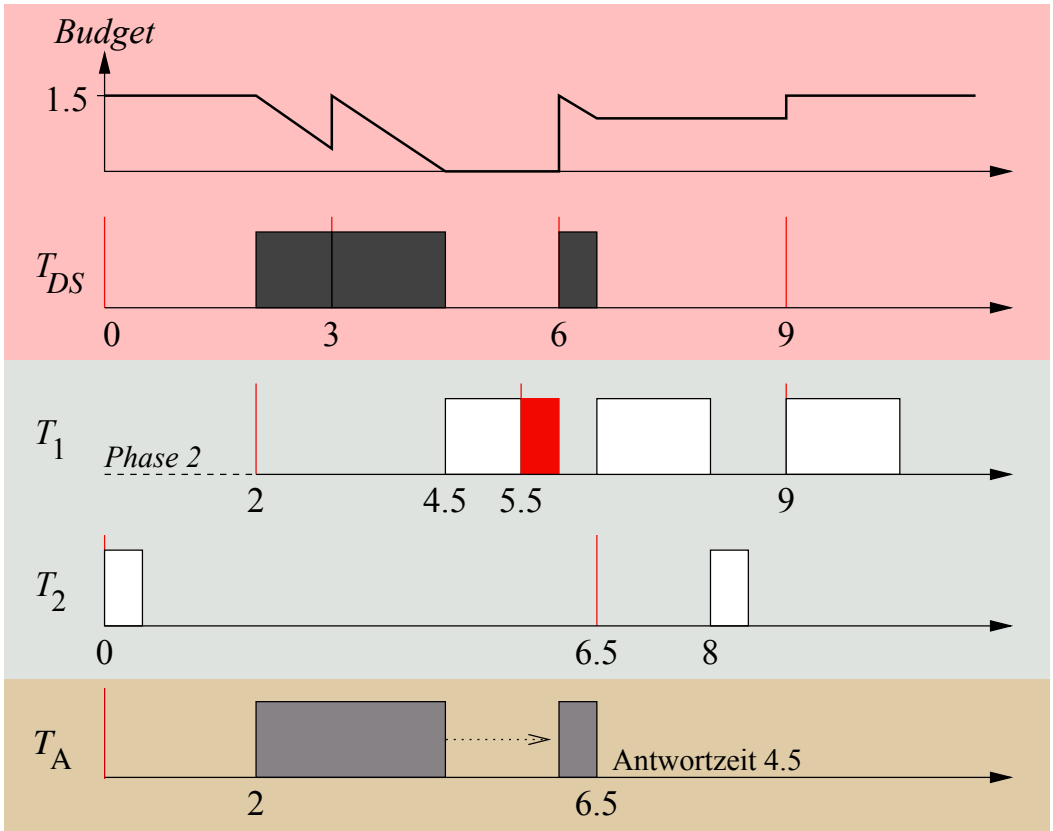
Aufschiebbarer Zusteller — Größenbeschränkung

Einfluss auf die Planbarkeit periodischer Aufgaben

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (3, 1.5)$
    - $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
    - $T_2 = (6.5, 0.5)$
    - RM
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([2, \infty[\,, 3)$
- Verlauf:

  $t_{5.5}$ T_1 verpasst Termin

  $t_{5.2}$ T_A^S ist beendet, T_{DS} bleibt untätig



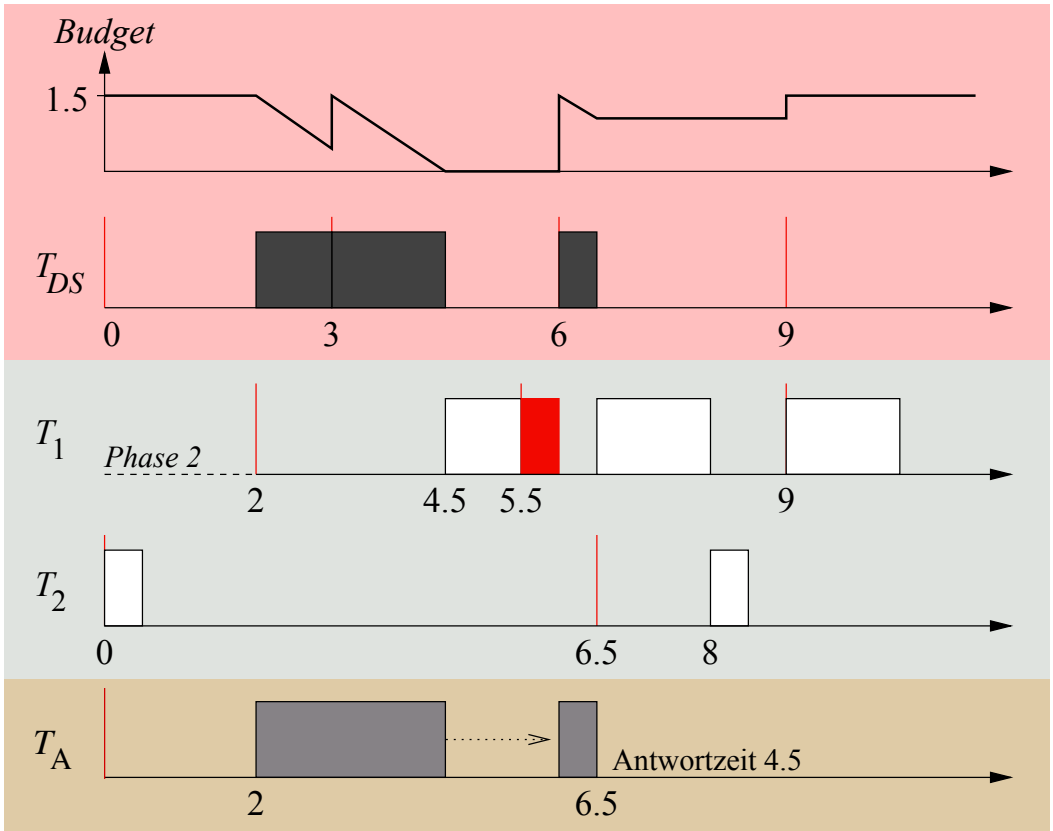
Aufschiebbarer Zusteller — Größenbeschränkung

Einfluss auf die Planbarkeit periodischer Aufgaben

- Aufgabensystem:
  - periodische Tasks
    - $T_{DS} = (3, 1.5)$
    - $T_1 = (3.5, 1.5, 3.5, 2)$
    - $T_2 = (6.5, 0.5)$
    - RM
  - aperiodischer Job
    - $T_A^S \mapsto ([2, \infty[, 3)$
- Verlauf:

  $t_{5.5}$ T_1 verpasst Termin

  $t_{5.2}$ T_A^S ist beendet, T_{DS} bleibt untätig

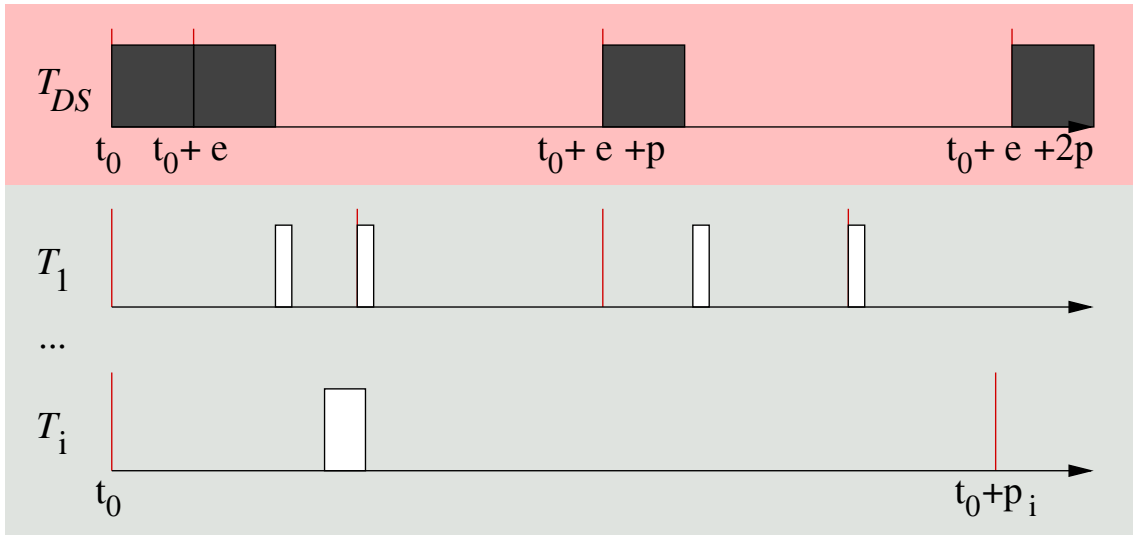


Antwortzeitverbesserung durch Vergrößerung des Budgets (anstatt Hintergrundzusteller) ggf. problematisch

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

Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe

Das Problem des Doppeltreffers



- Beispiel: Antwortzeitanalyse für statische Prioritäten (vgl. IV-2/39)
  - $T_{DS} \mapsto$ höchste Priorität aller periodischen Aufgaben[1]

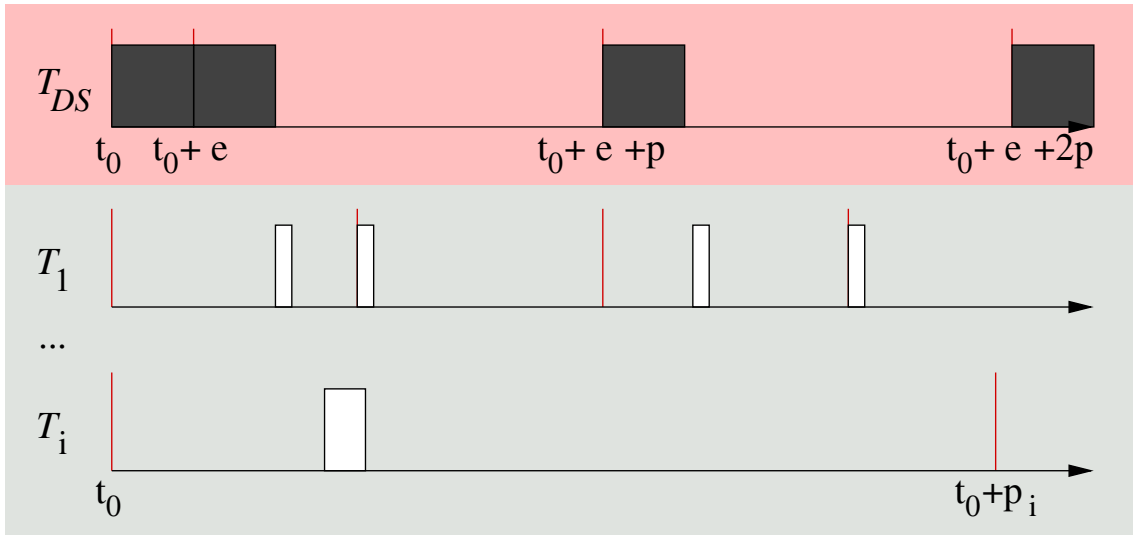
☞ Kritischer Zeitpunkt (vgl. IV-2/43) von T_i tritt zum Zeitpunk t_0 ein:

- Aufträge aller Aufgaben höherer Priorität $T_1, \ldots, T_{i-1}$ werden ausgelöst
- Budget von T_{DS} ist e_s und T_{DS} ist zurückgestellt
- Nächste Auffüllzeitpunkt von T_{DS} ist $t_0 + e_s$

[1] Beachte: Falls T_{DS} niedrigste Priorität $\mapsto$ Hintergrundbetrieb (vgl. V-1/20) $\rightsquigarrow$ Keine Beeinflussung periodischer Aufgaben, kein Doppeltreffer.

Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe

Das Problem des Doppeltreffers



- Beispiel: Antwortzeitanalyse für statische Prioritäten (vgl. IV-2/39)
  - $T_{DS} \mapsto$ höchste Priorität aller periodischen Aufgaben[1]

☞ Kritischer Zeitpunkt (vgl. IV-2/43) von T_i tritt zum Zeitpunk t_0 ein:

- Aufträge aller Aufgaben höherer Priorität $T_1, \ldots, T_{i-1}$ werden ausgelöst
- Budget von T_{DS} ist e_s und T_{DS} ist zurückgestellt
- Nächste Auffüllzeitpunkt von T_{DS} ist $t_0 + e_s$

⚠ Doppeltreffer (engl. *double hit*) $\rightsquigarrow$ Kein periodisches Verhalten

[1] Beachte: Falls T_{DS} niedrigste Priorität $\mapsto$ Hintergrundbetrieb (vgl. V-1/20) $\rightsquigarrow$ Keine Beeinflussung periodischer Aufgaben, kein Doppeltreffer.

Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe (Forts.)

Negative Auswirkungen auf die Berechnung der Antwortzeit

Erweiterte, iterative Bestimmung der Antwortzeit (vgl. IV-2/40)

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

Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe (Forts.)

Erweiterte, iterative Bestimmung der Antwortzeit (vgl. IV-2/40)

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

- Durch den aufschiebbaren Zusteller T_{DS} verursachte Störung

$$e_{DS}(t) = \begin{cases} e_{DS} + \left\lceil \frac{t - e_{DS}}{p_{DS}} \right\rceil e_{DS} & \text{Priorität } P_i \text{ von } T_i \text{ ist kleiner als } P_{DS} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

→ Störung bis zu e_{DS} Zeiteinheiten größer als bei einer periodischen Aufgabe mit identischen Parametern

Aufschiebbarer Zusteller != periodische Aufgabe (Forts.)

Erweiterte, iterative Bestimmung der Antwortzeit (vgl. IV-2/40)

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

- Durch den aufschiebbaren Zusteller T_{DS} verursachte Störung

$$e_{DS}(t) = \begin{cases} e_{DS} + \left\lceil \frac{t - e_{DS}}{p_{DS}} \right\rceil e_{DS} & \text{Priorität } P_i \text{ von } T_i \text{ ist kleiner als } P_{DS} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

→ Störung bis zu e_{DS} Zeiteinheiten größer als bei einer periodischen Aufgabe mit identischen Parametern

Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*)

Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*)

Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*) $\mapsto T_s = (p_s, e_s)$

- Bedarf entspricht in jedem Zeitintervall dem einer periodischen Aufgabe $T = (p_s, e_s)$ mit gleichen Parametern

→ Planbarkeitsanalyse reduziert sich erneut auf periodische Aufgaben

Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*)

Sporadischer Zusteller (engl. *sporadic server*) $\mapsto T_s = (p_s, e_s)$

- Bedarf entspricht in jedem Zeitintervall dem einer periodischen Aufgabe $T = (p_s, e_s)$ mit gleichen Parametern

→ Planbarkeitsanalyse reduziert sich erneut auf periodische Aufgaben

- Verschiedene Ausführungen mit unterschiedlichen Verbrauchs- und Auffüllregeln:

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]

- Prioritätsebenen ($P_1 \succ P_2 \succ \ldots \succ P_n$):
  - P_i (Beliebige) Prioritätsebene einer Aufgabe T_i
  - P_{cur} Aktuelle Prioritätsebene des Systems
  - P_s Prioritätsebene des Zustellers T_s

SpSL Sporadic Server [4]

- Prioritätsebenen ($P_1 \succ P_2 \succ \ldots \succ P_n$):
  - P_i (Beliebige) Prioritätsebene einer Aufgabe T_i
  - P_{cur} Aktuelle Prioritätsebene des Systems
  - P_s Prioritätsebene des Zustellers T_s

- Tätigkeitsintervalle:
  - tätig P_i: $P_{cur} \succcurlyeq P_i$
    - Systempriorität entspricht mindestens der Prioritätsebene P_i
  - untätig P_i: $P_{cur} \prec P_i$
    - Systempriorität ist niedriger als die Prioritätsebene P_i

SpSL Sporadic Server [4]

- Prioritätsebenen ($P_1 \succ P_2 \succ \ldots \succ P_n$):
  - P_i (Beliebige) Prioritätsebene einer Aufgabe T_i
  - P_{cur} Aktuelle Prioritätsebene des Systems
  - P_s Prioritätsebene des Zustellers T_s
- Tätigkeitsintervalle:
  - tätig P_i: $P_{cur} \succcurlyeq P_i$
    - Systempriorität entspricht mindestens der Prioritätsebene P_i
  - untätig P_i: $P_{cur} \prec P_i$
    - Systempriorität ist niedriger als die Prioritätsebene P_i
- Auffüllzeitpunkt (engl. *replenishment time*) rt_i für die Prioritätsebene P_i
  - Verbrauchtes Ausführungsbudget wird zu diesem Zeitpunkt wiederhergestellt

SpSL Sporadic Server (Forts.)

Verbrauchsregeln

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

SpSL Sporadic Server (Forts.)

Verbrauchsregeln

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

Auffüllregeln

R1 Initial 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.)

1 Überwache Tätigkeit/Untätigkeit der Prioritätsebenen P_i

- Bestimme den nächsten Auffüllzeitpunkt rt_s von T_s

SpSL Sporadic Server (Forts.)

1. Überwache Tätigkeit/Untätigkeit der Prioritätsebenen P_i
   - Bestimme den nächsten Auffüllzeitpunkt rt_s von T_s
2. Überwache und protokolliere den Verbrauch des Budgets von T_s
   - Suspendiere T_s, falls Budget erschöpft
   - Stelle T_s bereit, falls Budget aufgefüllt wird

→ Protokollierung liefert den wieder aufzufüllenden Betrag des Budgets

SpSL Sporadic Server (Forts.)

1. Überwache Tätigkeit/Untätigkeit der Prioritätsebenen P_i
   - Bestimme den nächsten Auffüllzeitpunkt rt_s von T_s
2. Überwache und protokolliere den Verbrauch des Budgets von T_s
   - Suspendiere T_s, falls Budget erschöpft
   - Stelle T_s bereit, falls Budget aufgefüllt wird

   → Protokollierung liefert den wieder aufzufüllenden Betrag des Budgets
3. Verwalte anstehende Auffüllungen (engl. *pending replenishments*)
   - T_s muss sein Budget nicht auf einmal komplett aufbrauchen

     → Jede Etappe wird einzeln aufgefüllt (vgl. Folie 16, Regel R3)
   - Das Budget von T_s wird in Scheiben (engl. *chunks*) zerschnitten

     → Planer muss eine Liste anstehender Auffüllungen verwalten

SpSL Sporadic Server (Forts.)

1. Überwache Tätigkeit/Untätigkeit der Prioritätsebenen P_i
   - Bestimme den nächsten Auffüllzeitpunkt rt_s von T_s
2. Überwache und protokolliere den Verbrauch des Budgets von T_s
   - Suspendiere T_s, falls Budget erschöpft
   - Stelle T_s bereit, falls Budget aufgefüllt wird

   → Protokollierung liefert den wieder aufzufüllenden Betrag des Budgets
3. Verwalte anstehende Auffüllungen (engl. *pending replenishments*)
   - T_s muss sein Budget nicht auf einmal komplett aufbrauchen

     → Jede Etappe wird einzeln aufgefüllt (vgl. Folie 16, Regel R3)
   - Das Budget von T_s wird in Scheiben (engl. *chunks*) zerschnitten

     → Planer muss eine Liste anstehender Auffüllungen verwalten

SpSL Sporadic Server

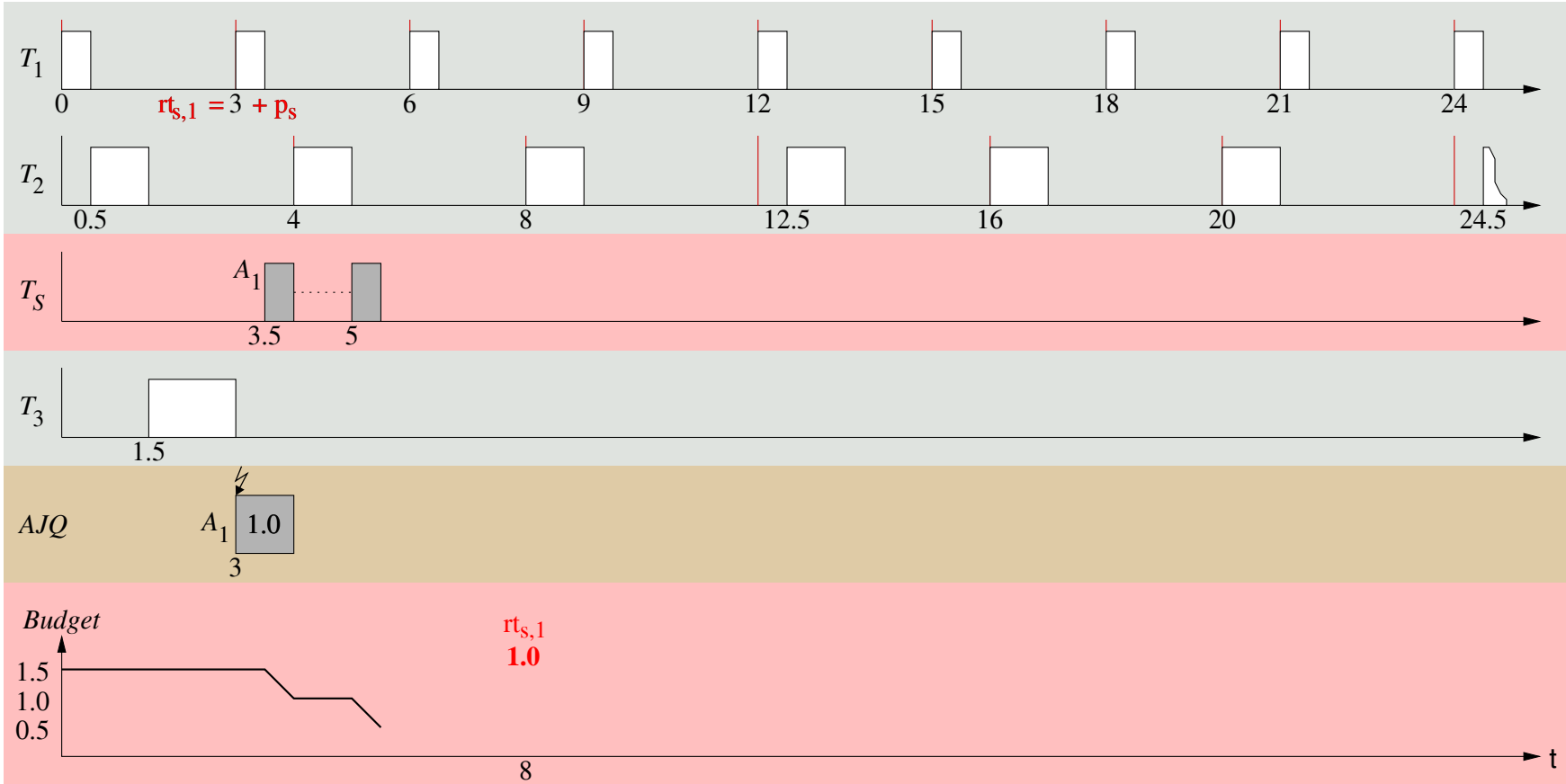
SpSL Sporadic Server ≈ Menge periodischer Aufgaben $\{T_k\}$, hierbei gilt: Periode $p_k = p_s$, Ausführungszeit $\sum_k e_k = e_s$

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

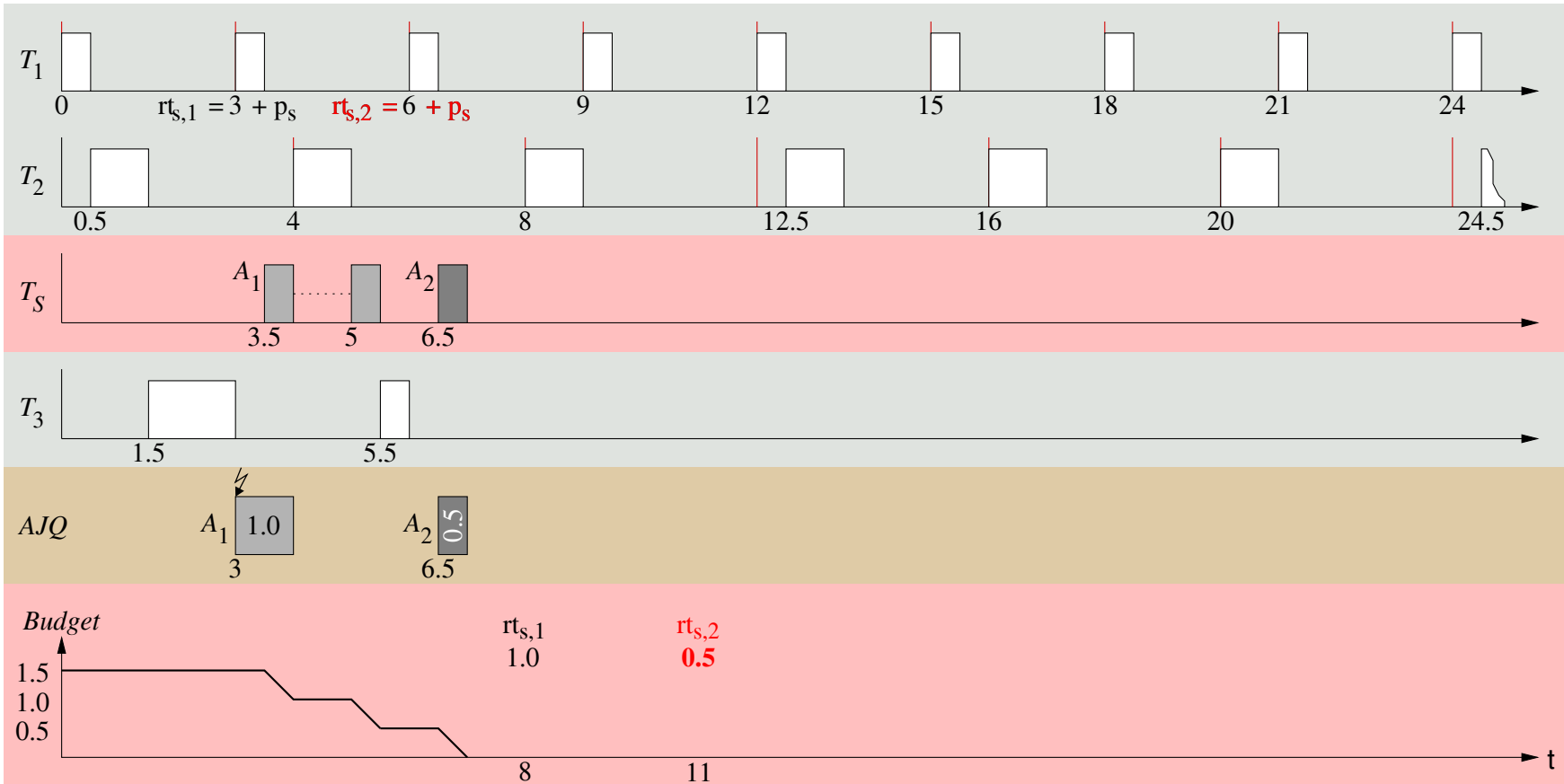
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



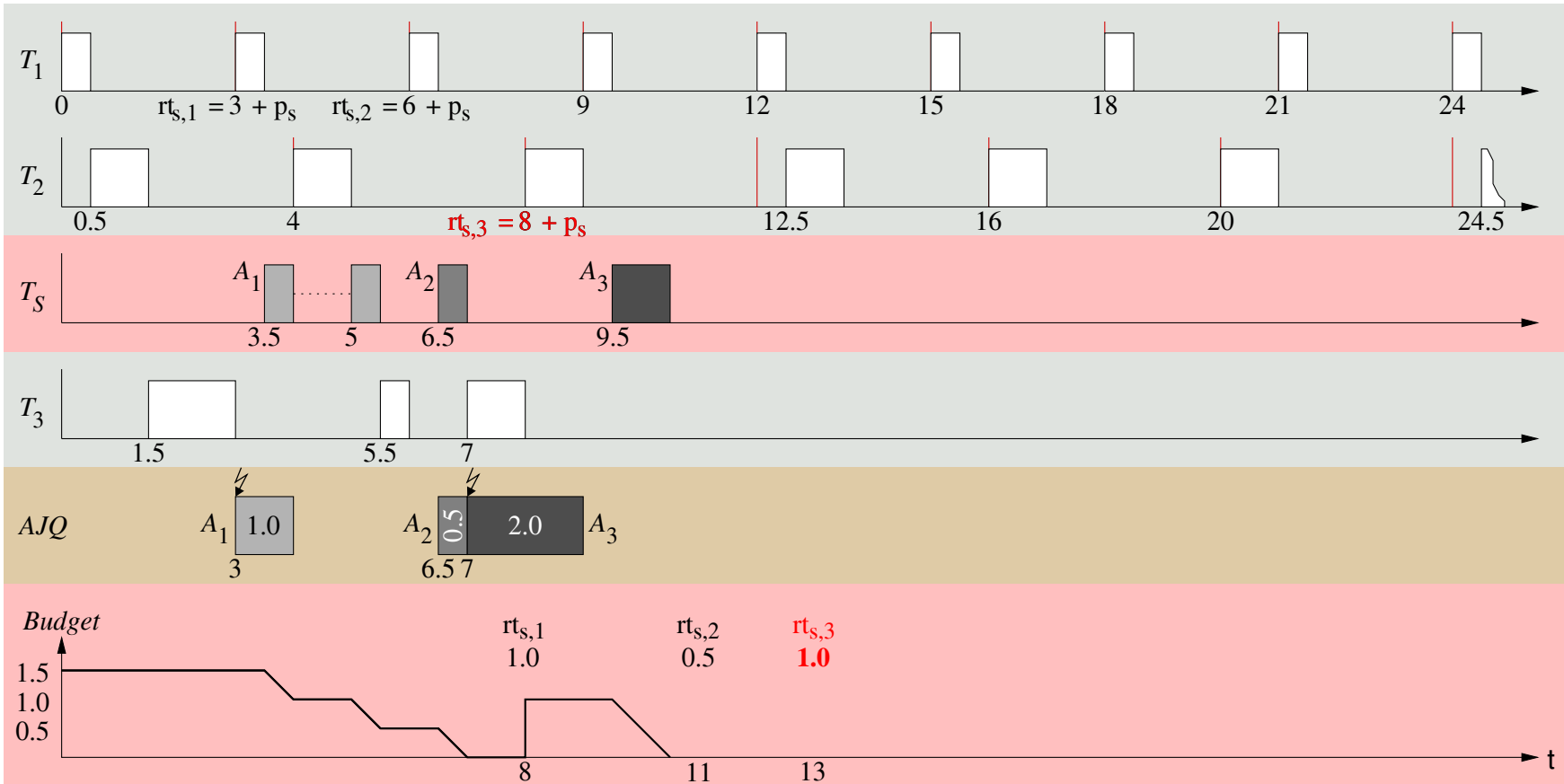
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



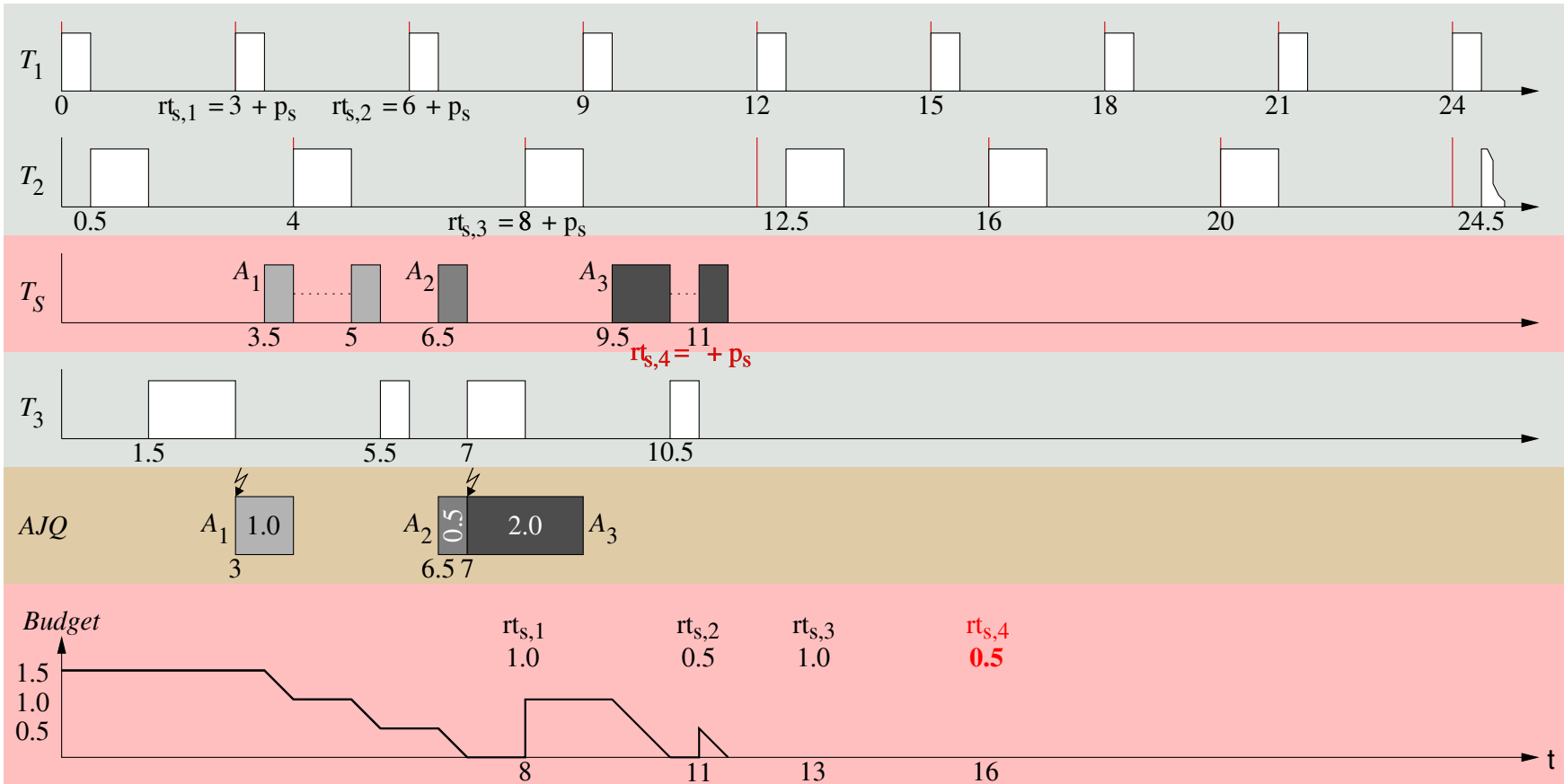
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



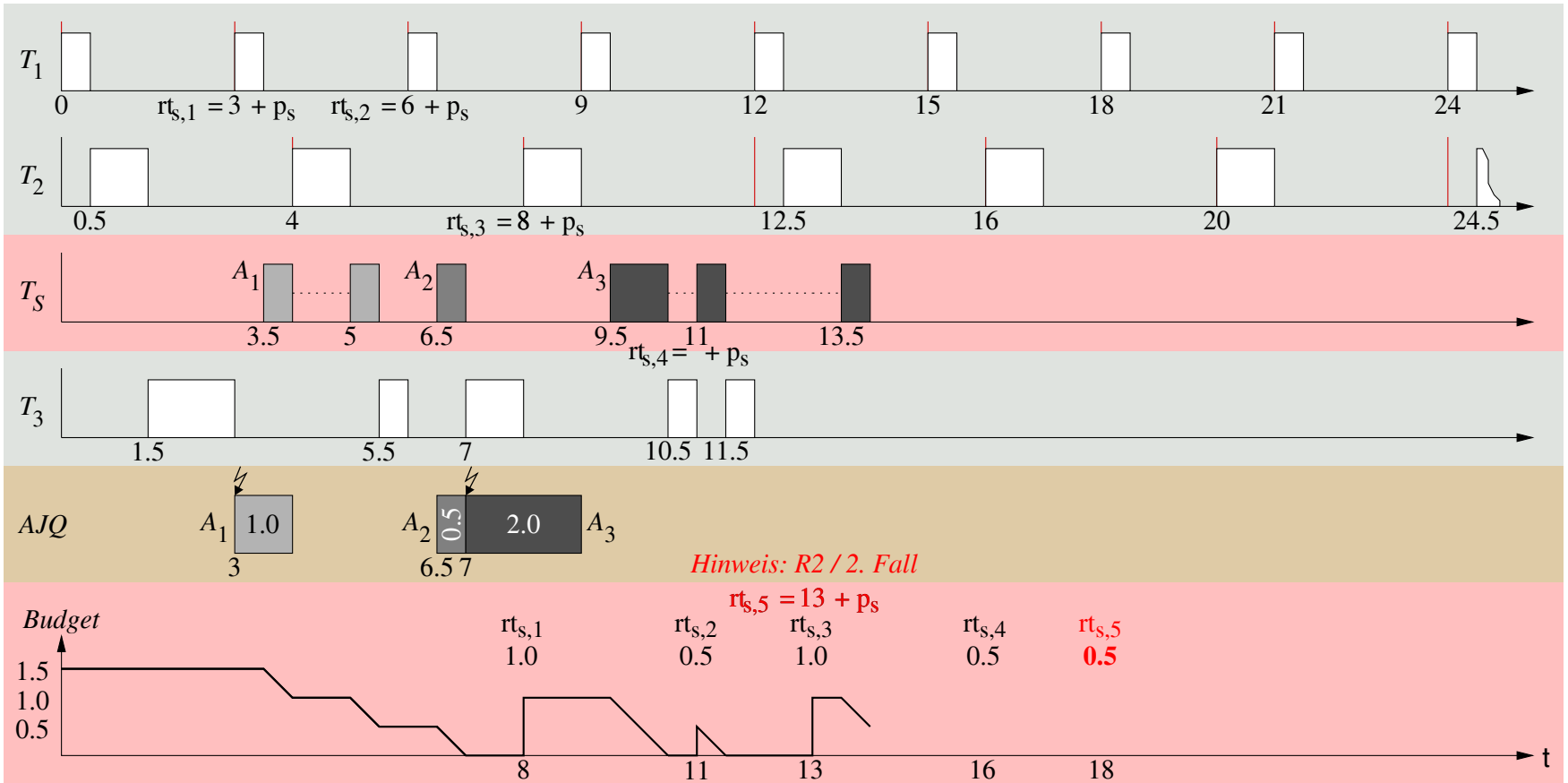
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



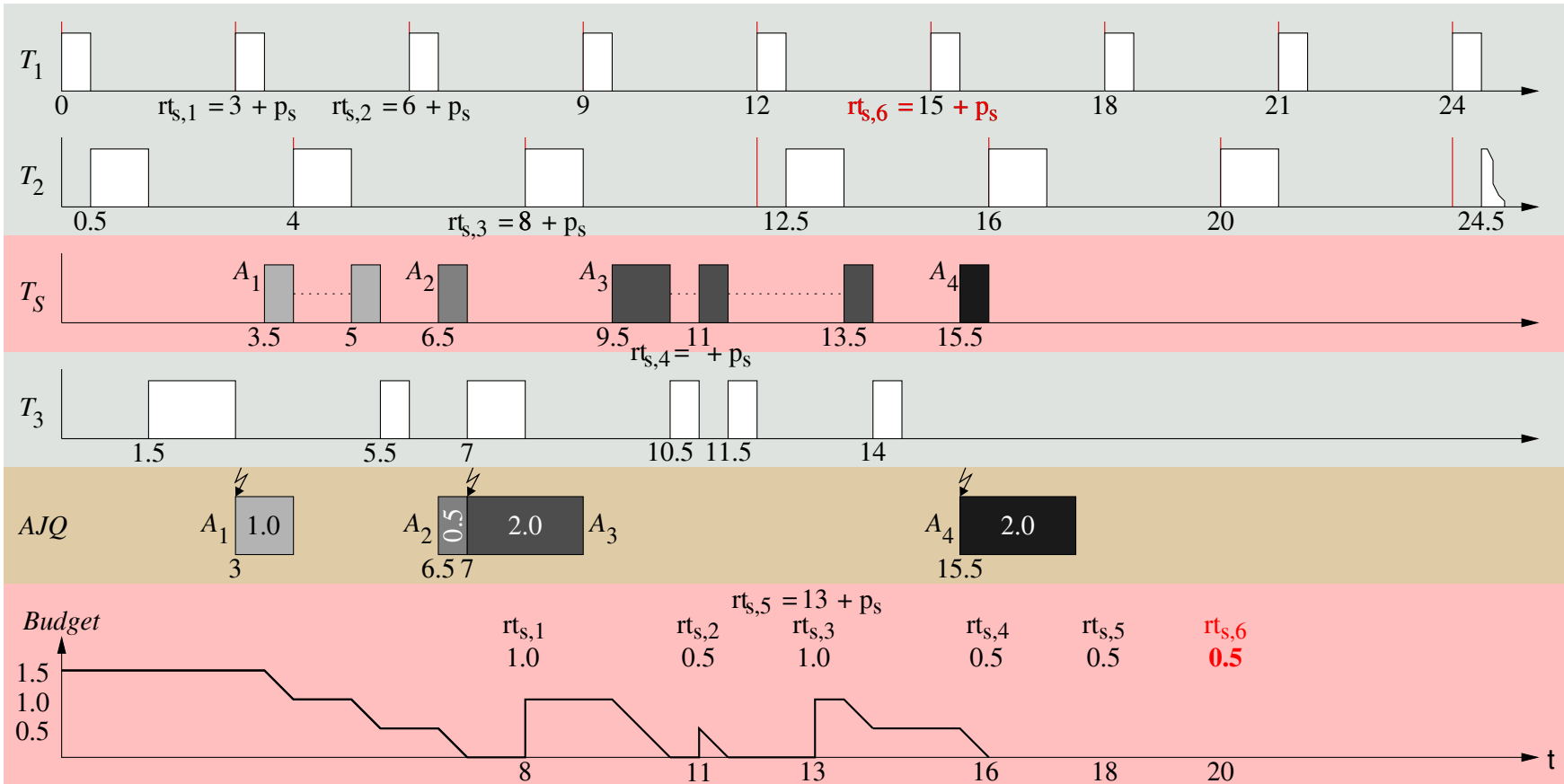
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



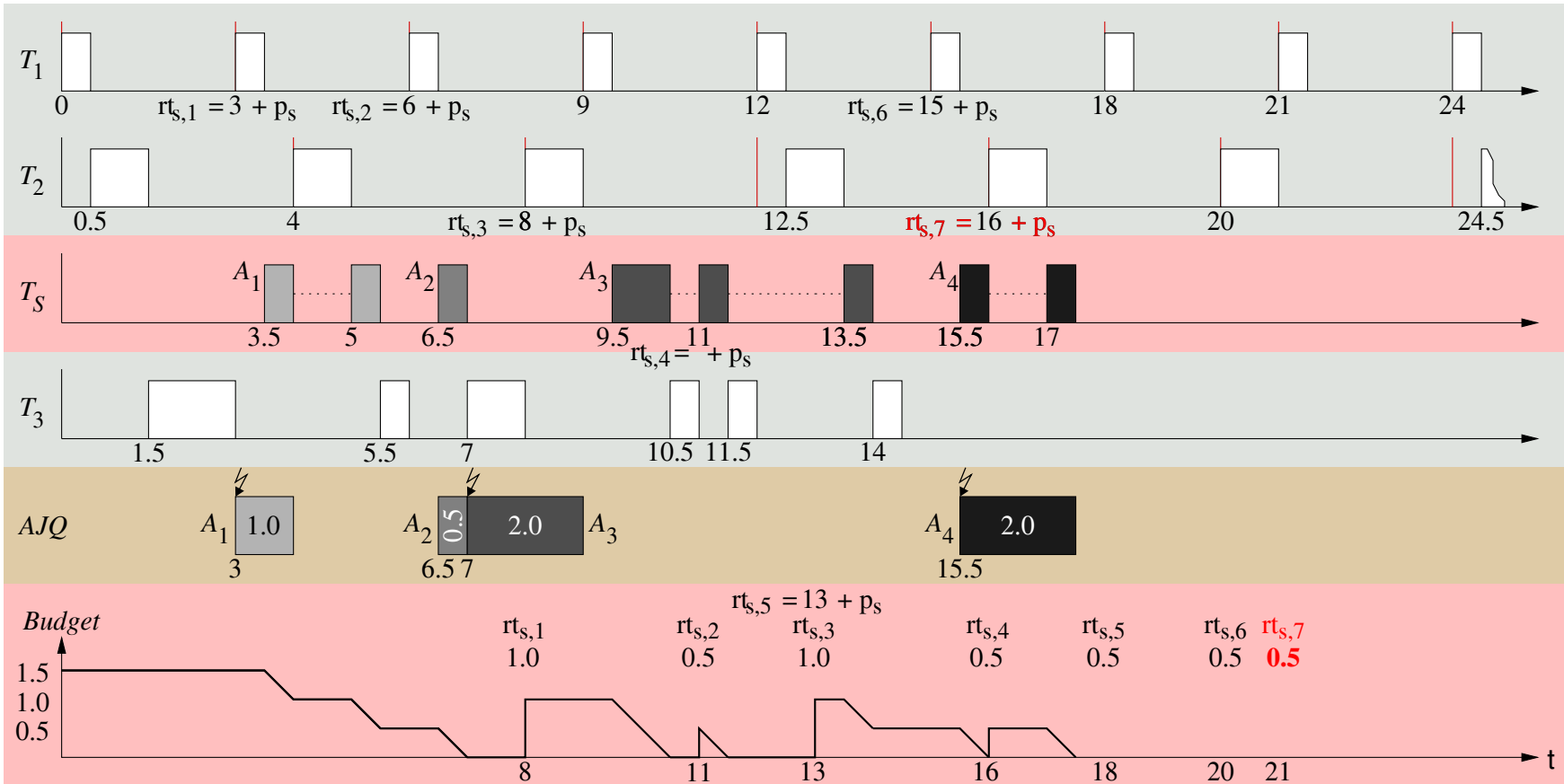
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



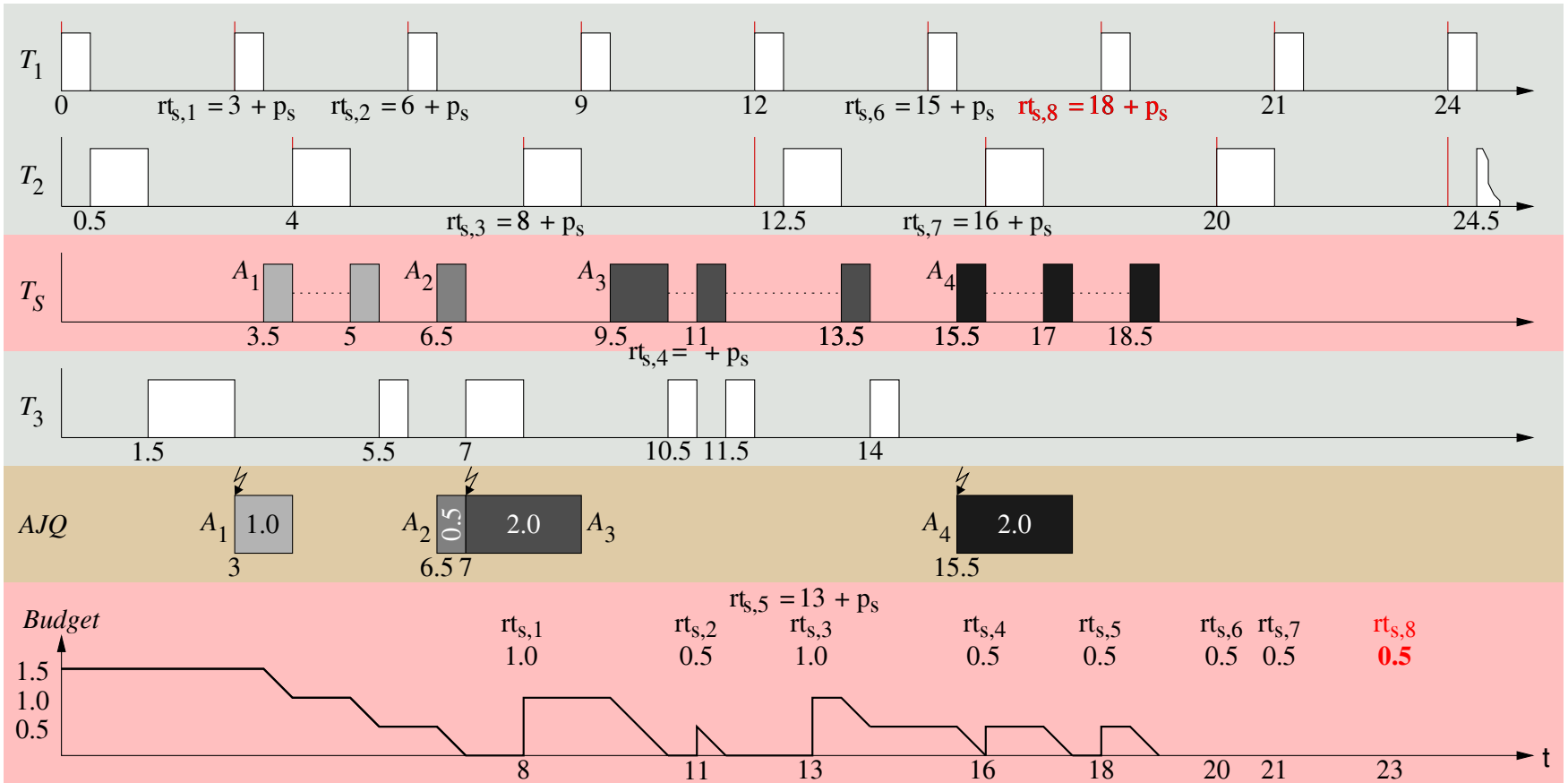
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



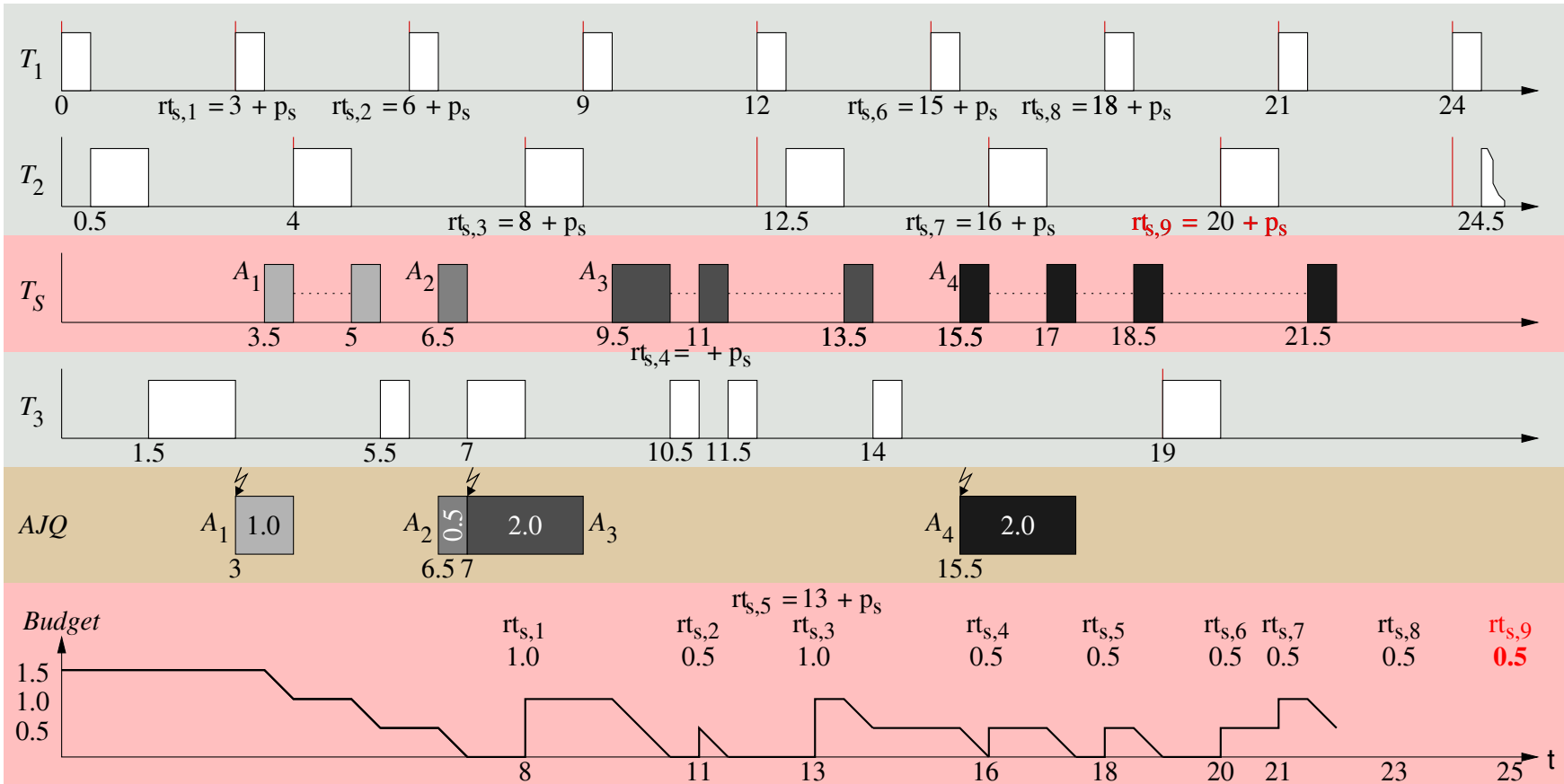
Beispiel: SpSL Sporadic Server

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



Beispiel: SpSL Sporadic Server

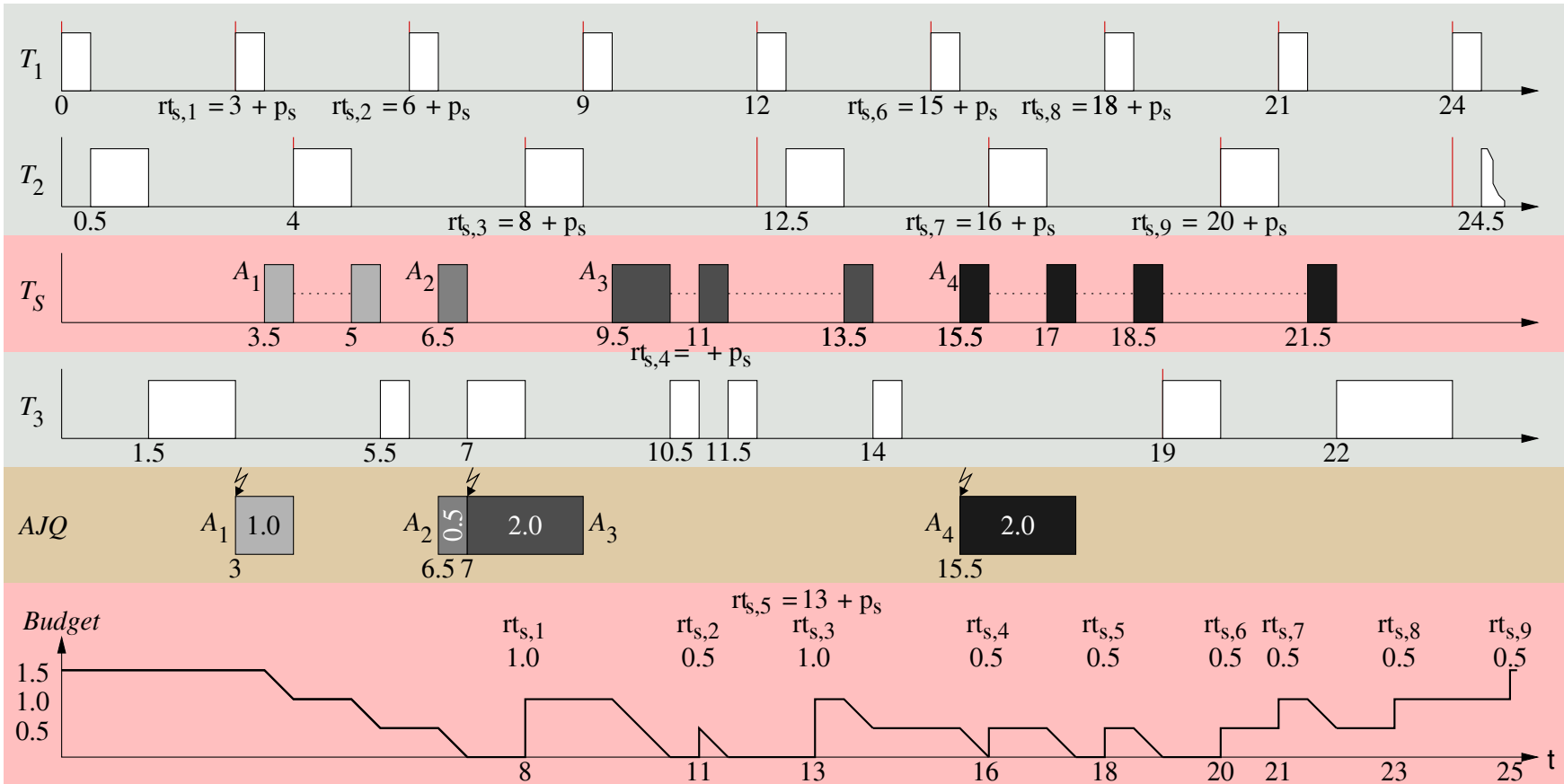
$T_1 = (3, 0.5)$, $T_2 = (4, 1)$, $T_3 = (19, 4.5)$ und $T_s = (5, 1.5)$; RM-Ablaufplanung



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

Beispiel: SpSL Sporadic Server

$T_1 = (3, 0.5)$, $T_2 = (4, 1)$, $T_3 = (19, 4.5)$ 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.)

$t_{3.5}$ 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.)

$rt_{s,3} = t_{13}$ 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 Einheiten 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 Einheiten 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 Einheiten aufgefüllt (R3) ...

POSIX Sporadic Server

☞ In Anlehnung an den SpSL Sporadic Server wurde im Standard POSIX 1003.1d [2] der POSIX Sporadic Server (PSS) spezifiziert

→ Einplanungsvariante `SCHED_SPORADIC`

POSIX Sporadic Server

☞ In Anlehnung an den SpSL Sporadic Server wurde im Standard POSIX 1003.1d [2] der POSIX Sporadic Server (PSS) spezifiziert

→ Einplanungsvariante `SCHED_SPORADIC`

- Bekannte Echtzeitbetriebssysteme implementieren den PSS
  - Wind River – VxWorks
  - QNX Software Systems – QNX Neutrino RTOS
  - Xenomai – eine Echtzeiterweiterung für Linux

POSIX Sporadic Server

☞ In Anlehnung an den SpSL Sporadic Server wurde im Standard POSIX 1003.1d [2] der POSIX Sporadic Server (PSS) spezifiziert

→ Einplanungsvariante `SCHED_SPORADIC`

- Bekannte Echtzeitbetriebssysteme implementieren den PSS
  - Wind River – VxWorks
  - QNX Software Systems – QNX Neutrino RTOS
  - Xenomai – eine Echtzeiterweiterung für Linux

⚠ Dummerweise ist der PSS-Algorithmus fehlerhaft [5]

→ PSS verhält sich nicht immer wie eine periodische Aufgabe

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

Anhäufung des Ausführungsbudgets

Exakte Überwachung des Ausführungsbudgets ist sehr aufwendig

- POSIX beschränkt die Ausführungszeit eines PSS

Anhäufung des Ausführungsbudgets

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*

- Effiziente Implementierung auf Kosten der Überwachungsgenauigkeit

→ Kleine Überläufe werden in Kauf genommen

Anhäufung des Ausführungsbudgets

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*

- Effiziente Implementierung auf Kosten der Überwachungsgenauigkeit

→ Kleine Überläufe werden in Kauf genommen

- Weitere irrtümlichen Annahmen:

> *. . . reaches the limit imposed on its execution time . . . the execution time consumed is subtracted from the available execution capacity. 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 (Forts.)

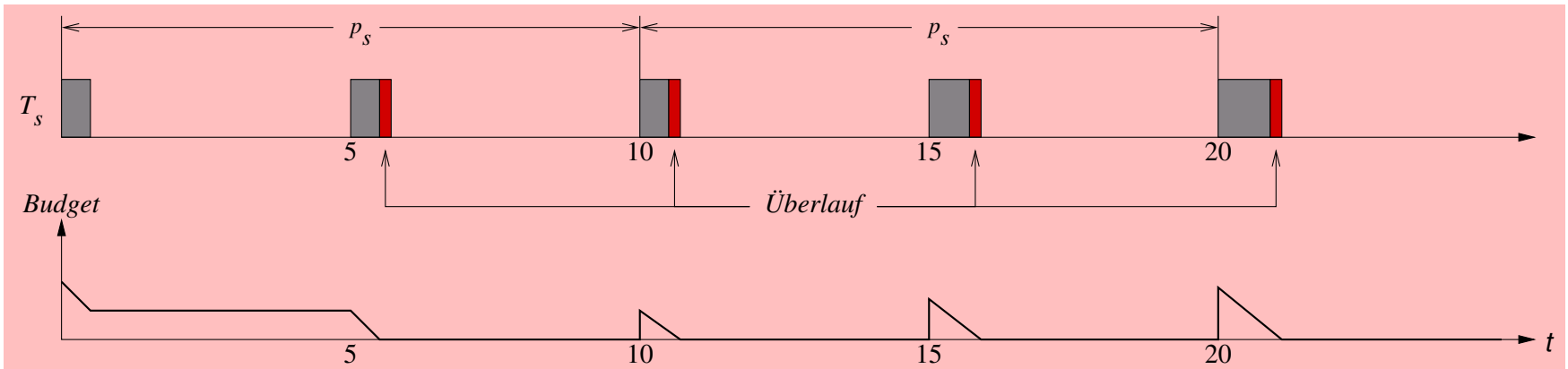
Konsequenz ist Ausweitung des Ausführungsbudgets

- Bei Überläufen kann das Ausführungsbudget negativ werden
- Das nominelle Budget muss nicht unbedingt überschritten werden

Anhäufung des Ausführungsbudgets (Forts.)

Konsequenz ist Ausweitung des Ausführungsbudgets

- Bei Überläufen kann das Ausführungsbudget negativ werden
- Das nominelle Budget muss nicht unbedingt überschritten werden

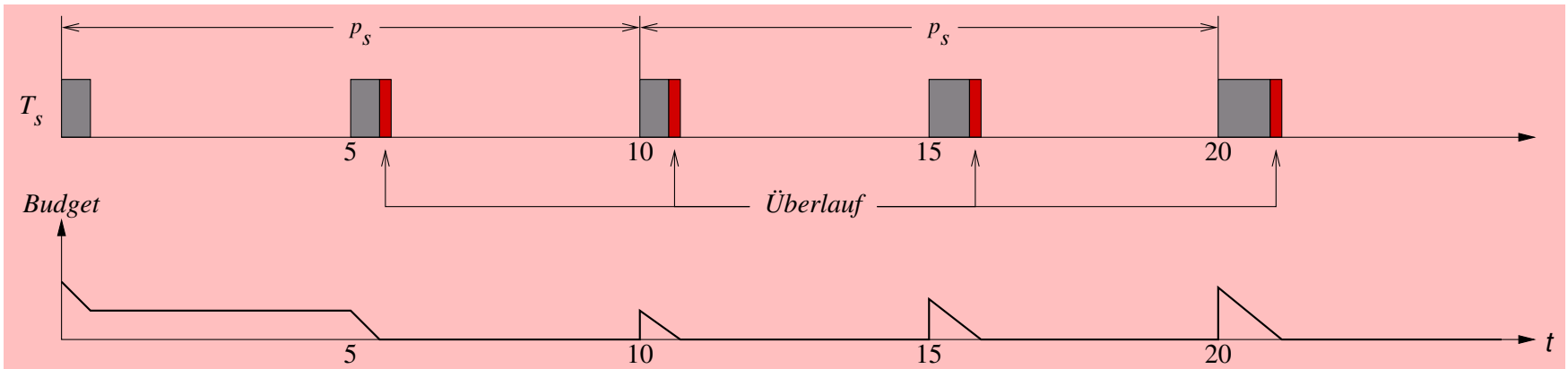


- Realistisches Fehlerbild des PSS
  - Überläufe z.B. aus der vereinfachten Budget-Überwachung
  - Anhäufung resultiert aus Auffüllung des verbrauchten Budgets
    - Budget wurde überzogen, also wird auch zu viel aufgefüllt

Anhäufung des Ausführungsbudgets (Forts.)

Konsequenz ist Ausweitung des Ausführungsbudgets

- Bei Überläufen kann das Ausführungsbudget negativ werden
- Das nominelle Budget muss nicht unbedingt überschritten werden



Realistisches Fehlerbild des PSS

- Überläufe z.B. aus der vereinfachten Budget-Überwachung
- Anhäufung resultiert aus Auffüllung des verbrauchten Budgets
  - Budget wurde überzogen, also wird auch zu viel aufgefüllt

Lösungsansatz: Überläufe von der nächsten Auffüllung borgen

- Überlauf beim nächsten Auffüllzeitpunkt verrechnen

→ Erfordert ein negatives Ausführungsbudget

Verfrühte Auffüllung des Budgets

Fragmentiertes Ausführungsbudget bedeutet enormen Aufwand

→ Verwaltung vieler Scheiben und anstehender Auffüllzeitpunkte

- Anstehende Auffüllungen speichern ⇝ Speicheraufwand
- Viele Auffüllungen abarbeiten ⇝ viele Unterbrechungen

Verfrühte Auffüllung des Budgets

Fragmentiertes Ausführungsbudget bedeutet enormen Aufwand

→ Verwaltung vieler Scheiben und anstehender Auffüllzeitpunkte

- 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 gesamte Budget wird derselbe Aktivierungszeitpunkt t_b des Zustellers angenommen (vgl. Folie 16)

Verfrühte Auffüllung des Budgets

Fragmentiertes Ausführungsbudget bedeutet enormen Aufwand

→ Verwaltung vieler Scheiben und anstehender Auffüllzeitpunkte

- Anstehende Auffüllungen speichern ⇝ Speicheraufwand
- Viele Auffüllungen abarbeiten ⇝ viele Unterbrechungen

POSIX vereinfacht die Verwaltung von Scheiben

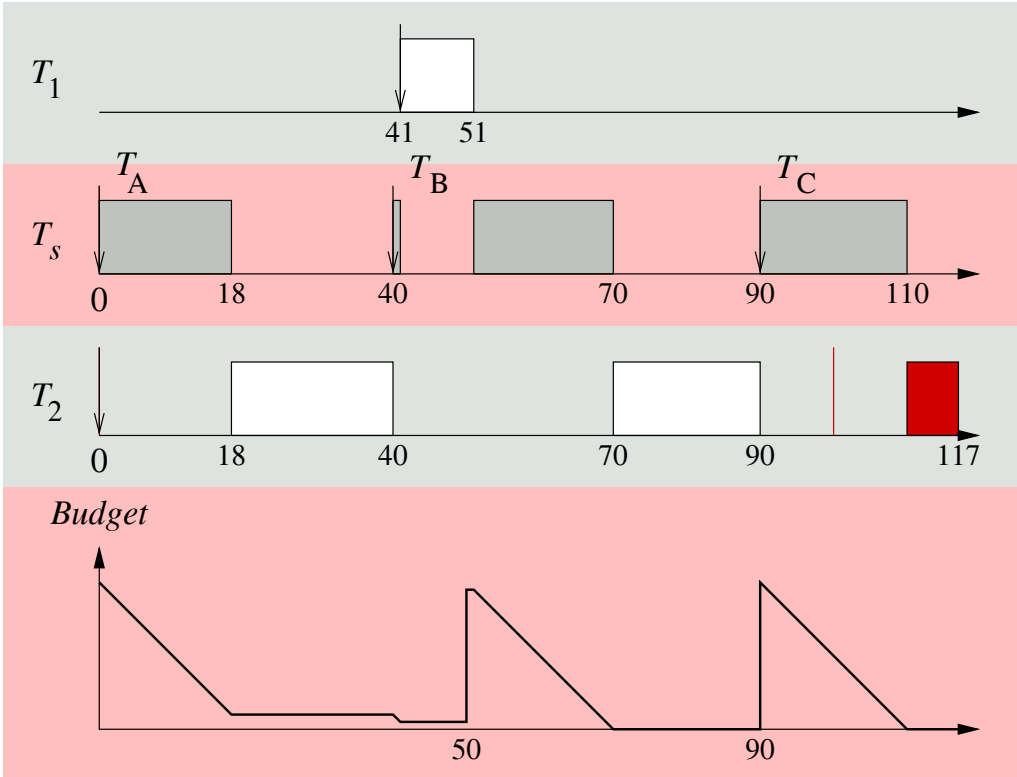
> *a replenishment operation consists of adding the corresponding* `replenishment_amount` *to the available execution capacity at the scheduled time*

- Für das gesamte Budget wird derselbe Aktivierungszeitpunkt t_b des Zustellers angenommen (vgl. Folie 16)

Folge ist eine verfrühte Auffüllung von Teilen des Budgets

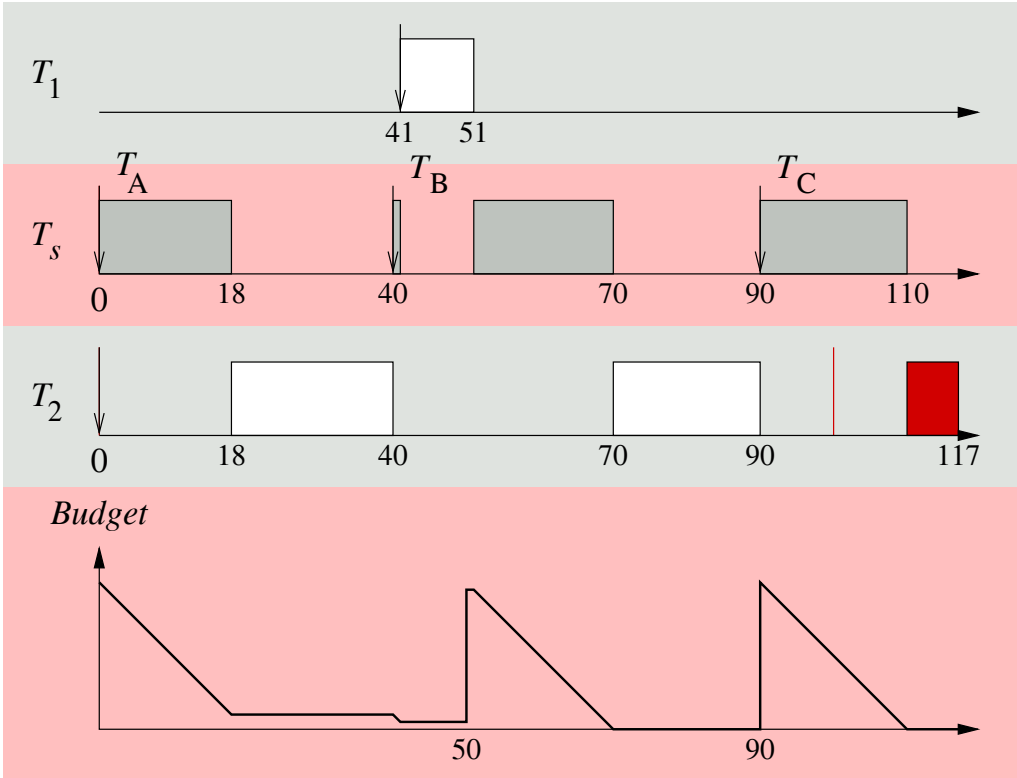
Verfrühte Auffüllung des Budgets (Forts.)

- 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 Aufgaben:
  - $T_A^S \mapsto ([0, \infty[, 18)$
  - $T_B^S \mapsto ([40, \infty[, 20)$
  - $T_C^S \mapsto ([90, \infty[, 20)$



Verfrühte Auffüllung des Budgets (Forts.)

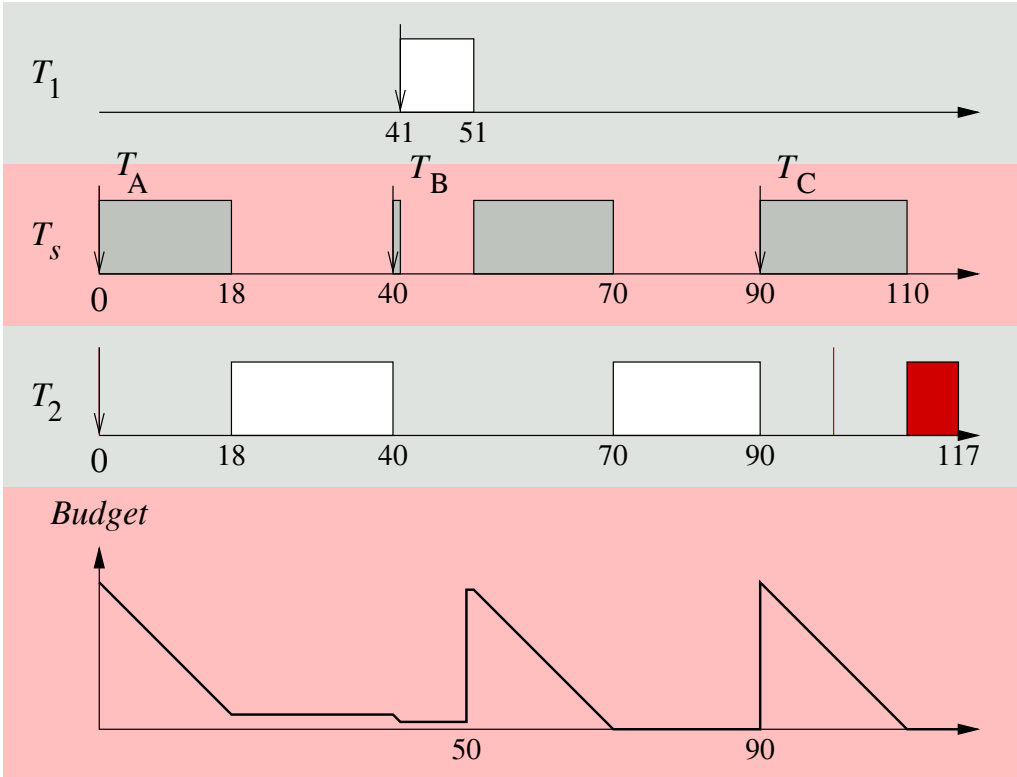
- Periodische Aufgaben:
  - $T_1 = (200, 10, 20, 41)$
  - $T_2 = (200, 49, 100, 0)$
  - $T_s = (50, 20)$ (PSS)
  - DM: $T_1 \succ T_s \succ T_2$
- Aperiodische Aufgaben:
  - $T_A^S \mapsto ([0, \infty[, 18)$
  - $T_B^S \mapsto ([40, \infty[, 20)$
  - $T_C^S \mapsto ([90, \infty[, 20)$



- Eigentlich ist eine rechtzeitige Fertigstellung von T_2 möglich
  - Antwortzeitanalyse (vgl. IV-2/39) liefert: $\omega_2 = 99$

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 Aufgaben:
  - $T_A^S \mapsto ([0, \infty[, 18)$
  - $T_B^S \mapsto ([40, \infty[, 20)$
  - $T_C^S \mapsto ([90, \infty[, 20)$



- Eigentlich ist eine rechtzeitige Fertigstellung von T_2 möglich
  - Antwortzeitanalyse (vgl. IV-2/39) liefert: $\omega_2 = 99$

⚠ Problem ist die Auffüllung des Budgets zum Zeitpunkt t_{90}

- Dieser erhält ebenso wie das Restbudget den Startzeitpunkt t_{40}

→ Ungültige Vereinigung zweier Scheiben

Unzureichende zeitliche Isolation

POSIX unterstützt folgende Planungsverfahren für terminbehaftete Arbeitsaufträge:

`SCHED_FIFO`	MLQ-Planer, stat. Prioritäten (vgl. IV-1/33)
`SCHED_RR`	Reihum-Verfahren (engl. *round robin*)
`SCHED_SPORADIC`	`SCHED_FIFO` ∩ POSIX Sporadic Server
`SCHED_OTHER`	standardmäßiger Zeitmultiplexbetrieb

Unzureichende zeitliche Isolation

POSIX unterstützt folgende Planungsverfahren für terminbehaftete Arbeitsaufträge:

`SCHED_FIFO`	MLQ-Planer, stat. Prioritäten (vgl. IV-1/33)
`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`

Unzureichende zeitliche Isolation

POSIX unterstützt folgende Planungsverfahren für terminbehaftete Arbeitsaufträge:

`SCHED_FIFO`	MLQ-Planer, stat. Prioritäten (vgl. IV-1/33)
`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

→ PSS kann Jobs in `SCHED_OTHER` beliebig verzögern

Hierarchische Ablaufplanung

- Wiederholung: Ablaufplanungsverfahren (vgl. IV-1/28)
  - Einplanungsalgorithmen: RM, DM, EDF, ...
  - Statische oder dynamische Prioritäten auf Task bzw. Job-Ebene

Hierarchische Ablaufplanung

- Wiederholung: Ablaufplanungsverfahren (vgl. IV-1/28)
  - Einplanungsalgorithmen: RM, DM, EDF, ...
  - Statische oder dynamische Prioritäten auf Task bzw. Job-Ebene
- Zusteller stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - Durch $T_s = (20, 4)$ werden z.B. 20% Rechenzeit reserviert

→ Innerhalb des Zustellers freie Verfügung über Rechenzeit

Hierarchische Ablaufplanung

- Wiederholung: Ablaufplanungsverfahren (vgl. IV-1/28)
  - Einplanungsalgorithmen: RM, DM, EDF, ...
  - Statische oder dynamische Prioritäten auf Task bzw. Job-Ebene
- Zusteller stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - Durch $T_s = (20, 4)$ werden z.B. 20% Rechenzeit reserviert

→ Innerhalb des Zustellers freie Verfügung über Rechenzeit

☞ Ermöglicht Hierarchische Ablaufplanung (engl. *hierarchical scheduling*)
  - Beispielsweise global RM und EDF innerhalb des Zustellers
  - Implementierung des Planers im Nutzerland (engl. *user land*)

→ Auswahl des jeweils optimalen Verfahrens

Hierarchische Ablaufplanung

- Wiederholung: Ablaufplanungsverfahren (vgl. IV-1/28)
  - Einplanungsalgorithmen: RM, DM, EDF, ...
  - Statische oder dynamische Prioritäten auf Task bzw. Job-Ebene
- Zusteller stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - Durch $T_s = (20, 4)$ werden z.B. 20% Rechenzeit reserviert

  → Innerhalb des Zustellers freie Verfügung über Rechenzeit

☞ Ermöglicht Hierarchische Ablaufplanung (engl. *hierarchical scheduling*)
  - Beispielsweise global RM und EDF innerhalb des Zustellers
  - Implementierung des Planers im Nutzerland (engl. *user land*)

  → Auswahl des jeweils optimalen Verfahrens

⚠ Planbarkeitsanalyse wird ebenfalls hierarchisch
  - Antwortzeit hängt ggf. von mehreren Ebenen ab
  - Insgesamt steigen die Gemeinkosten an

Bandweite-bewahrende Zusteller – Wrap Up

- Sporadische Zusteller sind wichtig
  - Stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - $T_s = (20, 4)$ werden z.B. 20% Rechenzeit reserviert
    - Freie Verfügung über diese Rechenzeit

    → Grundlage zahlreicher Ansätze für hierarchische Ablaufplanung
  - Implementierung ist sehr, sehr komplex
    - Achtung: Auch der SpSL Sporadic Server ist fehlerhaft!
    - Es existieren diverse korrigierte Varianten, siehe z.B. [3, S. 212 ff]

Bandweite-bewahrende Zusteller – Wrap Up

- Sporadische Zusteller sind wichtig
  - Stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - $T_s = (20, 4)$ werden z.B. 20% Rechenzeit reserviert
    - Freie Verfügung über diese Rechenzeit

    → Grundlage zahlreicher Ansätze für hierarchische Ablaufplanung
  - Implementierung ist sehr, sehr komplex
    - Achtung: Auch der SpSL Sporadic Server ist fehlerhaft!
    - Es existieren 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

Bandweite-bewahrende Zusteller – Wrap Up

- Sporadische Zusteller sind wichtig
  - Stellen eine allgemeine Rechenzeitressource dar
  - $T_s = (20, 4)$ werden z.B. 20% Rechenzeit reserviert
    - Freie Verfügung über diese Rechenzeit

    → Grundlage zahlreicher Ansätze für hierarchische Ablaufplanung
  - Implementierung ist sehr, sehr komplex
    - Achtung: Auch der SpSL Sporadic Server ist fehlerhaft!
    - Es existieren 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
- POSIX Sporadic Server ist wichtig für POSIX
  - Einzige Möglichkeit in POSIX, um Rechenzeit einzuschränken

→ Behebung der Fehler ist daher wünschenswert

Gliederung

Übernahmeprüfung

Für nicht-periodische Aufgaben mit harten Terminen (vgl. V-1/9)

Bisher: Abfertigung aperiodischer Arbeitsaufträge

- Minimierung der durchschnittlichen Antwortzeit
- Kontrollierbare Interferenz mit periodischen Arbeitsaufträgen

Übernahmeprüfung

Für nicht-periodische Aufgaben mit harten Terminen (vgl. V-1/9)

☞ Bisher: Abfertigung aperiodischer Arbeitsaufträge

- Minimierung der durchschnittlichen Antwortzeit
- Kontrollierbare Interferenz mit periodischen Arbeitsaufträgen

⚠ Übernahmeprüfung für sporadische Arbeitsaufträge erforderlich

- Kann der Termin des Arbeitsauftrags eingehalten werden?
  - Überprüfung läuft gekoppelt zur Laufzeit ab
  - Aufwand ist daher ein entscheidendes Kriterium

- Je nach Ergebnis der Übernahmeprüfung

positiv Zulassung und Einplanung des sporadischen Jobs

negativ Abweisung und Anzeige einer Ausnahmesituation

Übernahmeprüfung

Für nicht-periodische Aufgaben mit harten Terminen (vgl. V-1/9)

☞ Bisher: Abfertigung aperiodischer Arbeitsaufträge

- Minimierung der durchschnittlichen Antwortzeit
- Kontrollierbare Interferenz mit periodischen Arbeitsaufträgen

⚠ Übernahmeprüfung für sporadische Arbeitsaufträge erforderlich

- Kann der Termin des Arbeitsauftrags eingehalten werden?
  - Überprüfung läuft gekoppelt zur Laufzeit ab
  - Aufwand ist daher ein entscheidendes Kriterium

■ Je nach Ergebnis der Übernahmeprüfung

positiv Zulassung und Einplanung des sporadischen Jobs

negativ Abweisung und Anzeige einer Ausnahmesituation

☞ Im Folgenden: Akzeptanztests für die Übernahmeprüfung

Folie 31 ff. in Systemen mit dynamischen Prioritäten

Folie 35 ff. in Systemen mit statischen Prioritäten

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

Einplanung sporadischer Aufträge mittels EDF (vgl. IV-2/13)

- Idee: Keine Unterscheidung periodischer und sporadischer Jobs

→ Alle Arbeitsaufträge sind sporadisch

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

☞ Einplanung sporadischer Aufträge mittels EDF (vgl. IV-2/13)

- Idee: Keine Unterscheidung periodischer und sporadischer Jobs

→ Alle Arbeitsaufträge sind sporadisch

- Akzeptanztest basiert auf dem EDF-Planbarkeitskriterium (vgl. IV-2/32)

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

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

☞ Einplanung sporadischer Aufträge mittels EDF (vgl. IV-2/13)

- Idee: Keine Unterscheidung periodischer und sporadischer Jobs

→ Alle Arbeitsaufträge sind sporadisch

- Akzeptanztest basiert auf dem EDF-Planbarkeitskriterium (vgl. IV-2/32)

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

⚠ Betrachtung der Dichte (engl. *density*) anstatt der Auslastung

- Dichte Δ_i eines sporadischen Auftrags T_i^S ist $e_i/(D_i - r_i)$

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

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

Dichte-basierter Akzeptanztest

Bestimmung der Dichte Δ_s der sporadischen Aufträge

- Δ ist die durch periodische Aufgaben verursachte (Grund-)Dichte

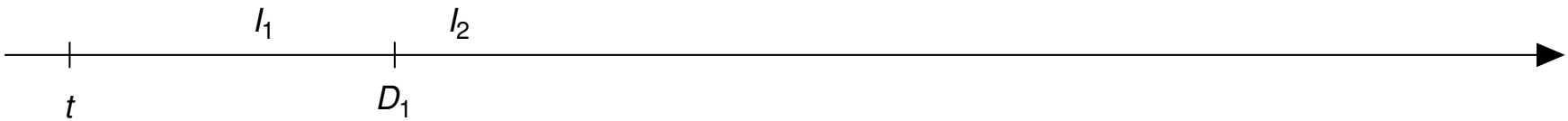
→ Δ_s darf $1 - \Delta$ nie überschreiten

Dichte-basierter Akzeptanztest

Bestimmung der Dichte Δ_s der sporadischen Aufträge

- Δ ist die durch periodische Aufgaben verursachte (Grund-)Dichte

→ Δ_s darf $1 - \Delta$ nie überschreiten



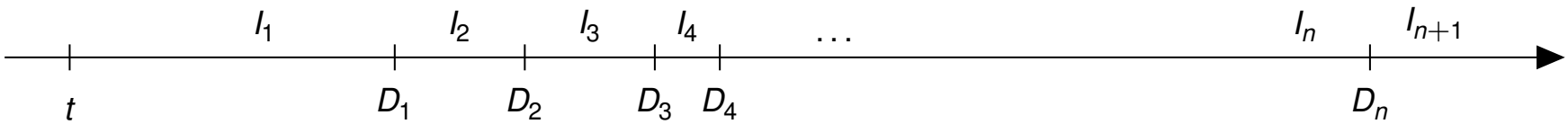
- Beispiel: Bei t trifft der sporadische Auftrag $T_1^S = (e_1, D_1)$ ein
  - D_i teilt die Zeitachse in Intervalle $I_1 =]t; D_1]$ und $I_2 =]D_1; \infty[$
  - Dichte $\Delta_{s,1}$ im Intervall I_1 ist $e_1 / (D_1 - t)$ und $\Delta_{s,2} = 0$ in I_2

Dichte-basierter Akzeptanztest

Bestimmung der Dichte Δ_s der sporadischen Aufträge

- Δ ist die durch periodische Aufgaben verursachte (Grund-)Dichte

→ Δ_s darf $1 - \Delta$ nie überschreiten



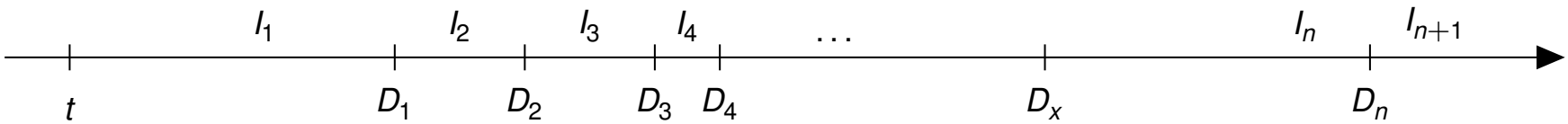
- Beispiel: Bei t trifft der sporadische Auftrag $T_1^S = (e_1, D_1)$ ein
  - D_i teilt die Zeitachse in Intervalle $I_1 =]t; D_1]$ und $I_2 =]D_1; \infty[$
  - Dichte $\Delta_{s,1}$ im Intervall I_1 ist $e_1 / (D_1 - t)$ und $\Delta_{s,2} = 0$ in I_2
  - Verallgemeinerung auf n sporadische Jobs und $n + 1$ Intervalle
    - In Interval I_k ist die Dichte $\Delta_{s,k} = \sum_{j \geq k} \Delta_j = \sum_{j \geq k} e_j / (D_j - t)$

Dichte-basierter Akzeptanztest

Bestimmung der Dichte Δ_s der sporadischen Aufträge

- Δ ist die durch periodische Aufgaben verursachte (Grund-)Dichte

→ Δ_s darf $1 - \Delta$ nie überschreiten



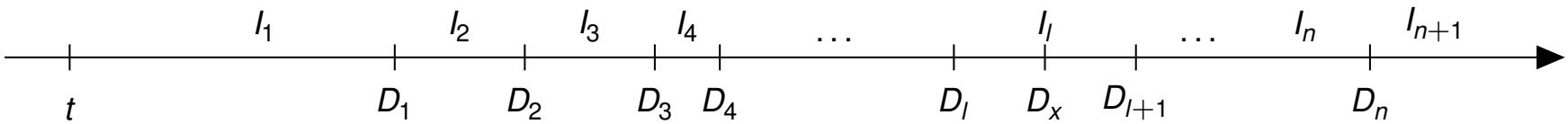
- Beispiel: Bei t trifft der sporadische Auftrag $T_1^S = (e_1, D_1)$ ein
  - D_i teilt die Zeitachse in Intervalle $I_1 =]t; D_1]$ und $I_2 =]D_1; \infty[$
  - Dichte $\Delta_{s,1}$ im Intervall I_1 ist $e_1 / (D_1 - t)$ und $\Delta_{s,2} = 0$ in I_2
  - Verallgemeinerung auf n sporadische Jobs und $n + 1$ Intervalle
    - In Interval I_k ist die Dichte $\Delta_{s,k} = \sum_{j \geq k} \Delta_j = \sum_{j \geq k} e_j / (D_j - t)$
- Zum Zeitpunkt t trifft nun ein Auftrag $T_x^S = (e_x, D_x)$ ein $\rightsquigarrow$ Test!

Dichte-basierter Akzeptanztest

Bestimmung der Dichte Δ_s der sporadischen Aufträge

- Δ ist die durch periodische Aufgaben verursachte (Grund-)Dichte

→ Δ_s darf $1 - \Delta$ nie überschreiten



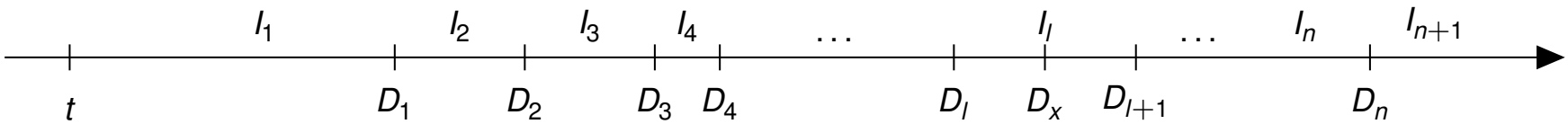
- Beispiel: Bei t trifft der sporadische Auftrag $T_1^S = (e_1, D_1)$ ein
  - D_i teilt die Zeitachse in Intervalle $I_1 =]t; D_1]$ und $I_2 =]D_1; \infty[$
  - Dichte $\Delta_{s,1}$ im Intervall I_1 ist $e_1 / (D_1 - t)$ und $\Delta_{s,2} = 0$ in I_2
  - Verallgemeinerung auf n sporadische Jobs und $n + 1$ Intervalle
    - In Interval I_k ist die Dichte $\Delta_{s,k} = \sum_{j \geq k} \Delta_j = \sum_{j \geq k} e_j / (D_j - t)$
- Zum Zeitpunkt t trifft nun ein Auftrag $T_x^S = (e_x, D_x)$ ein $\rightsquigarrow$ Test!
  - Der Termin D_x liege dabei im Intervall I_l

Dichte-basierter Akzeptanztest

Bestimmung der Dichte Δ_s der sporadischen Aufträge

- Δ ist die durch periodische Aufgaben verursachte (Grund-)Dichte

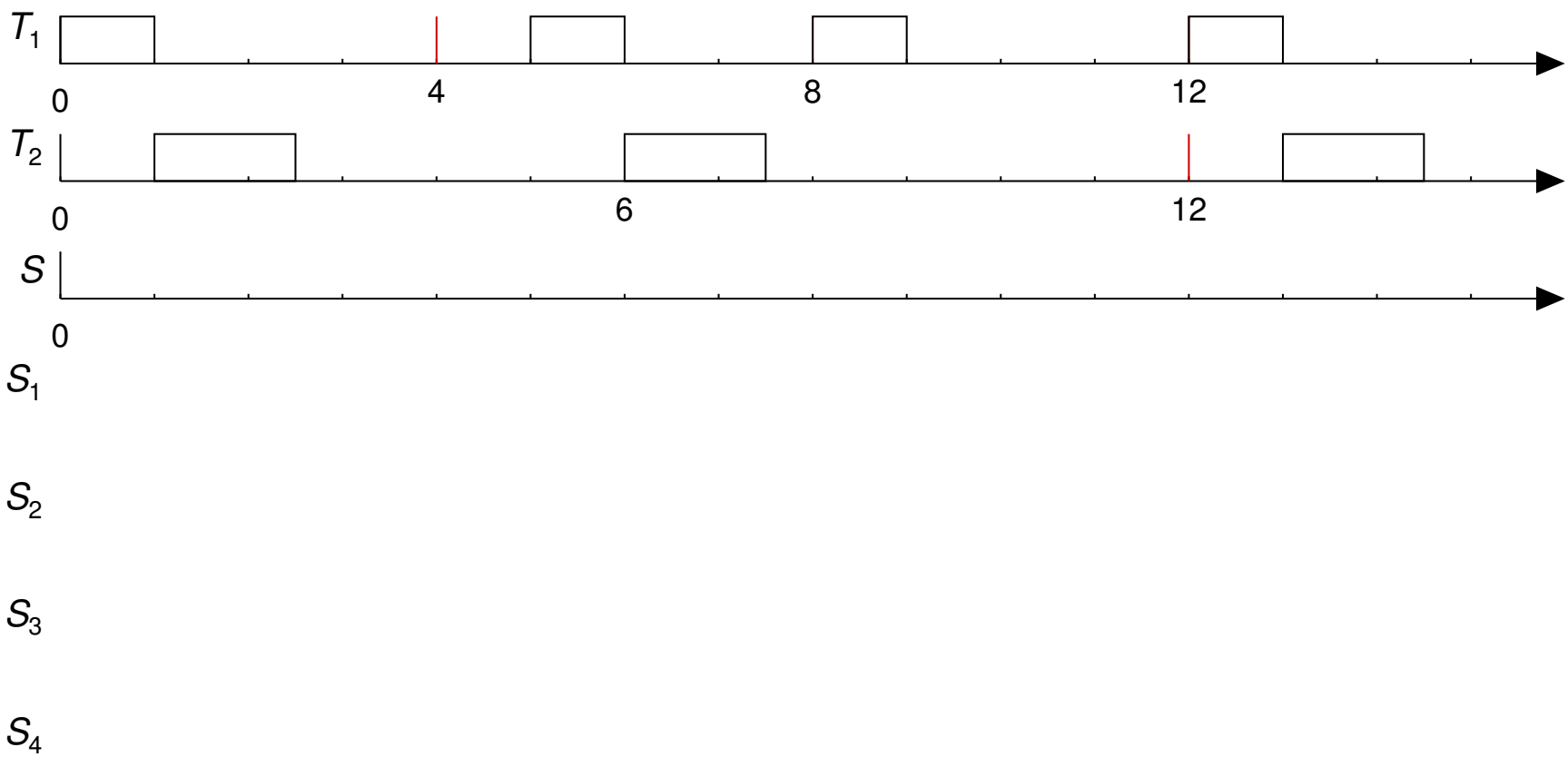
→ Δ_s darf $1-\Delta$ nie überschreiten



- Beispiel: Bei t trifft der sporadische Auftrag $T_1^S = (e_1, D_1)$ ein
  - D_i teilt die Zeitachse in Intervalle $I_1 =]t; D_1]$ und $I_2 =]D_1; \infty[$
  - 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 $\Delta_{s,k} = \sum_{j \geq k} \Delta_j = \sum_{j \geq k} e_j / (D_j - t)$
- Zum Zeitpunkt t trifft nun ein Auftrag $T_x^S = (e_x, D_x)$ 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

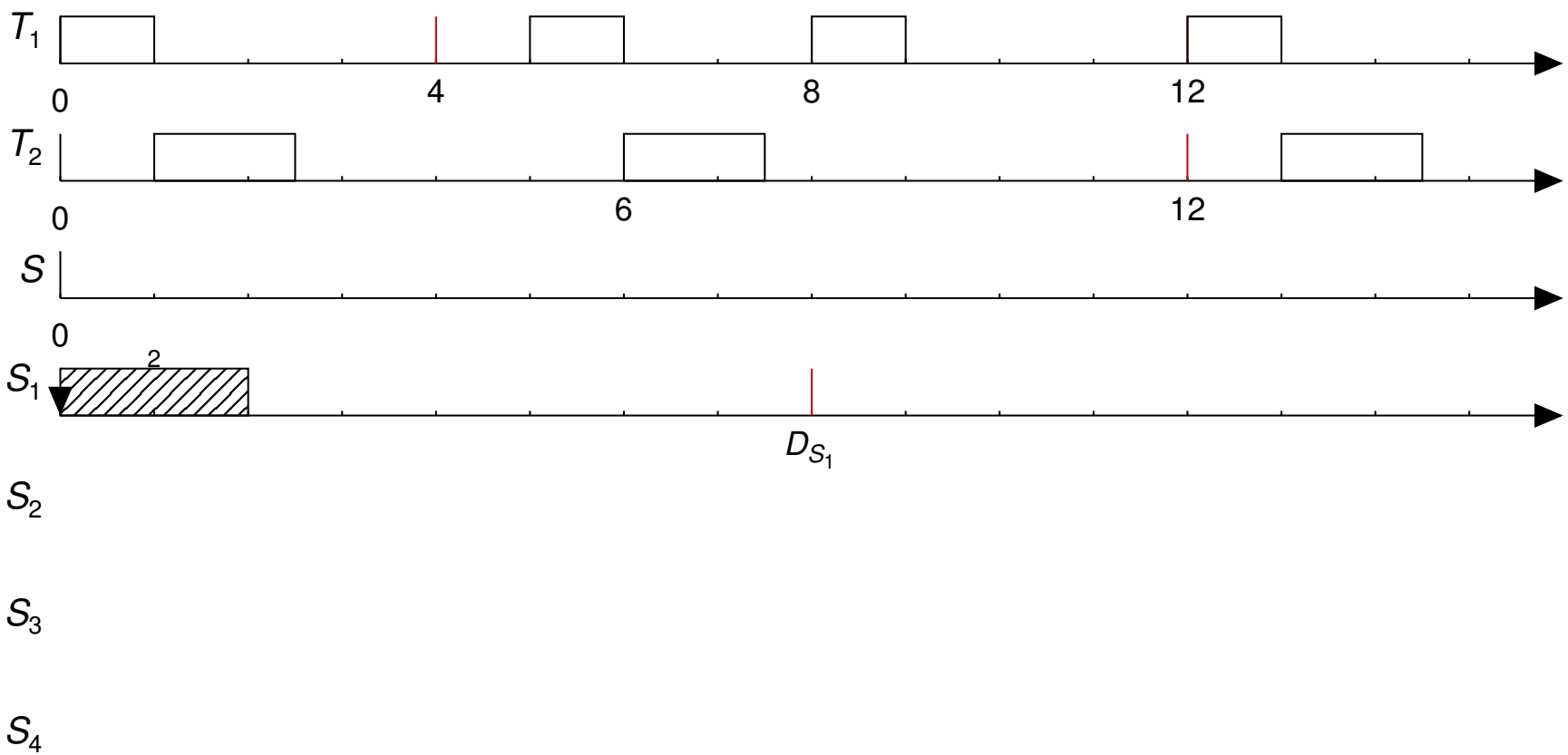
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



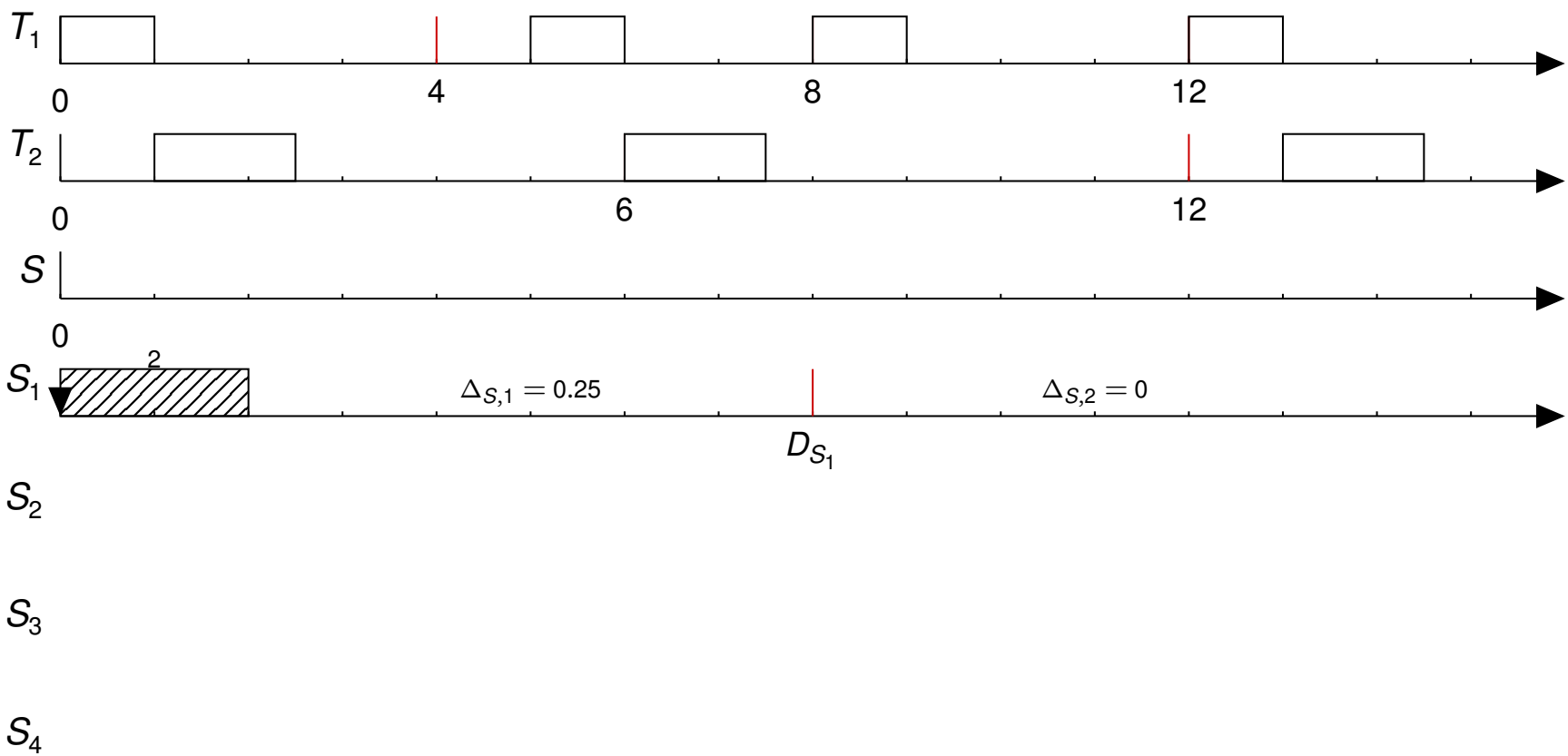
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



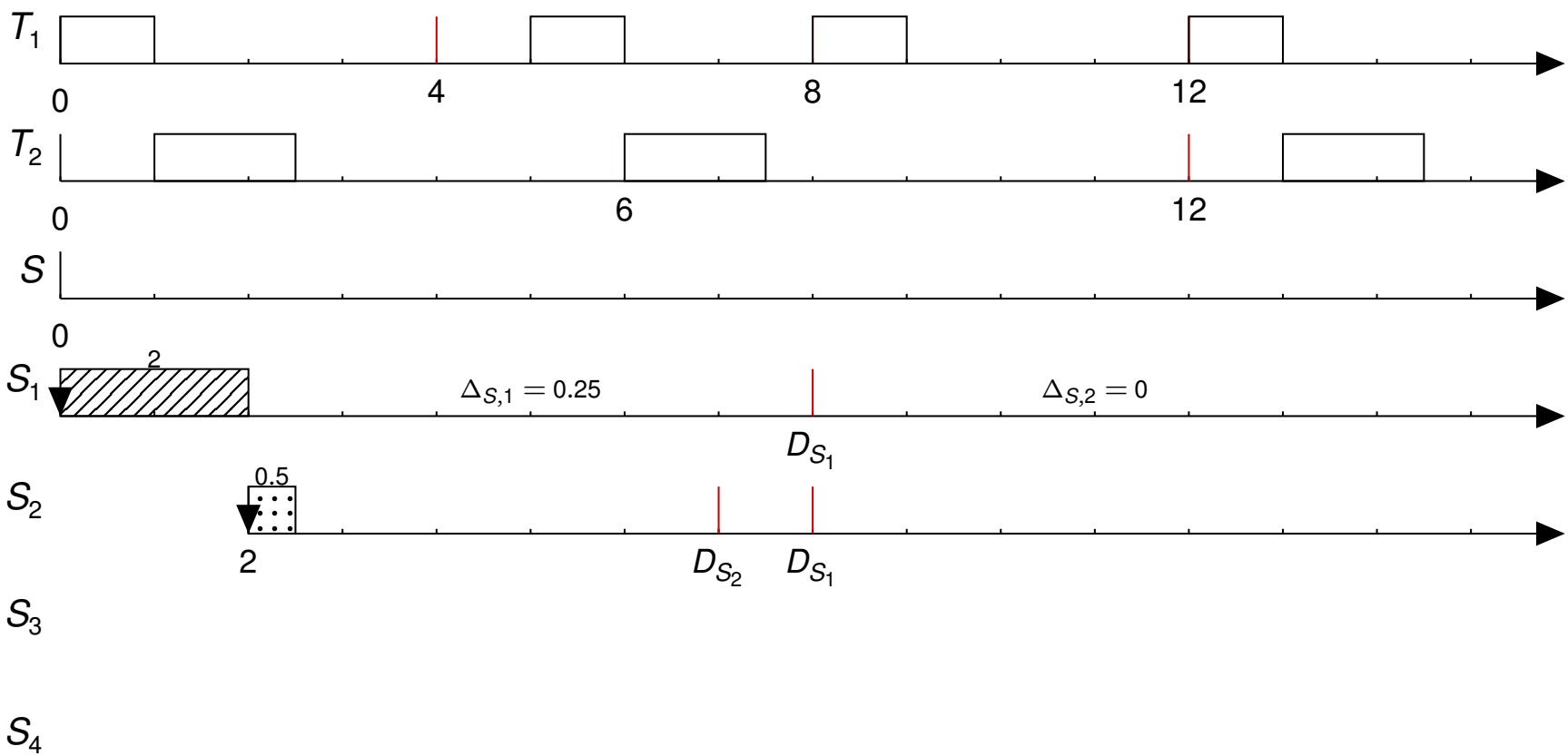
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



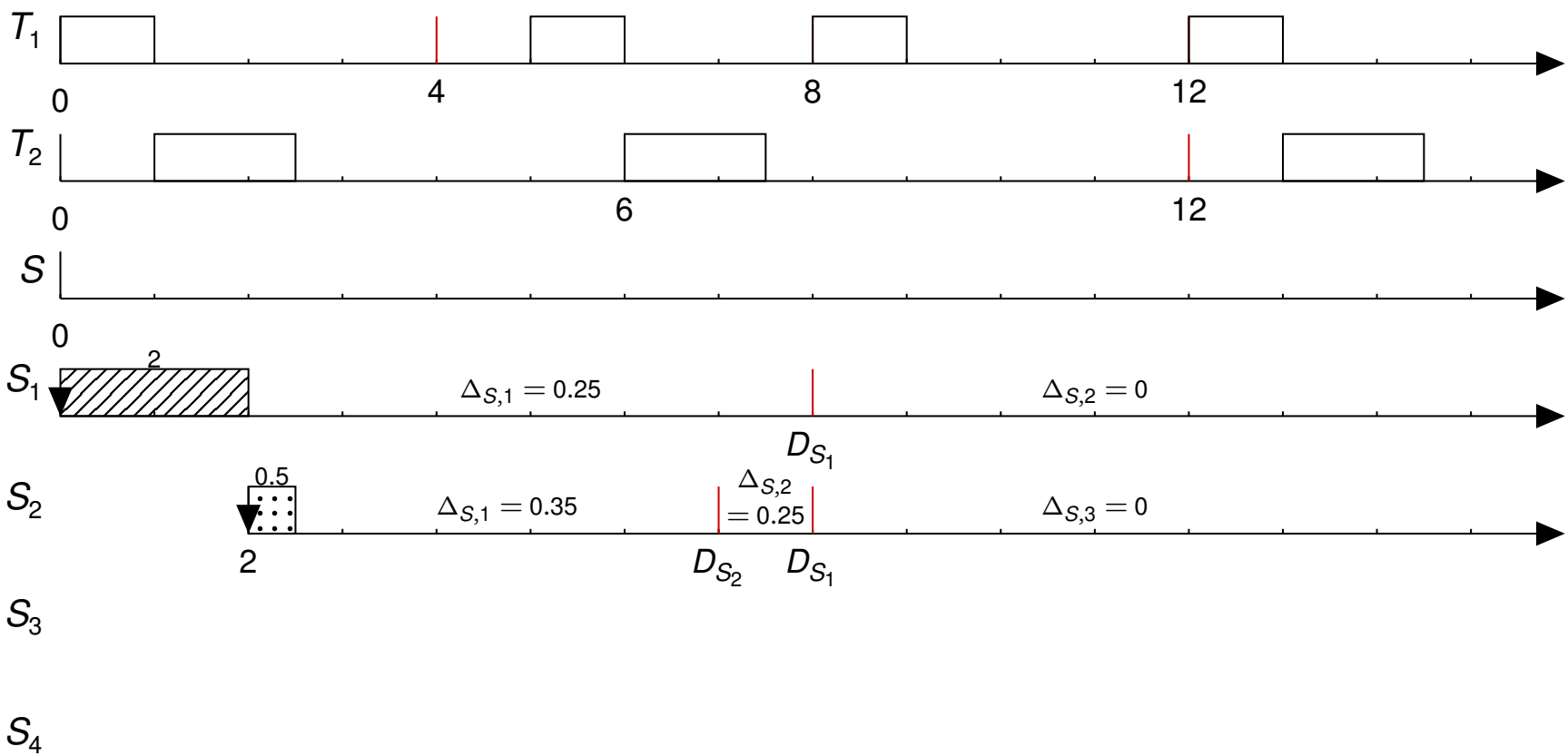
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



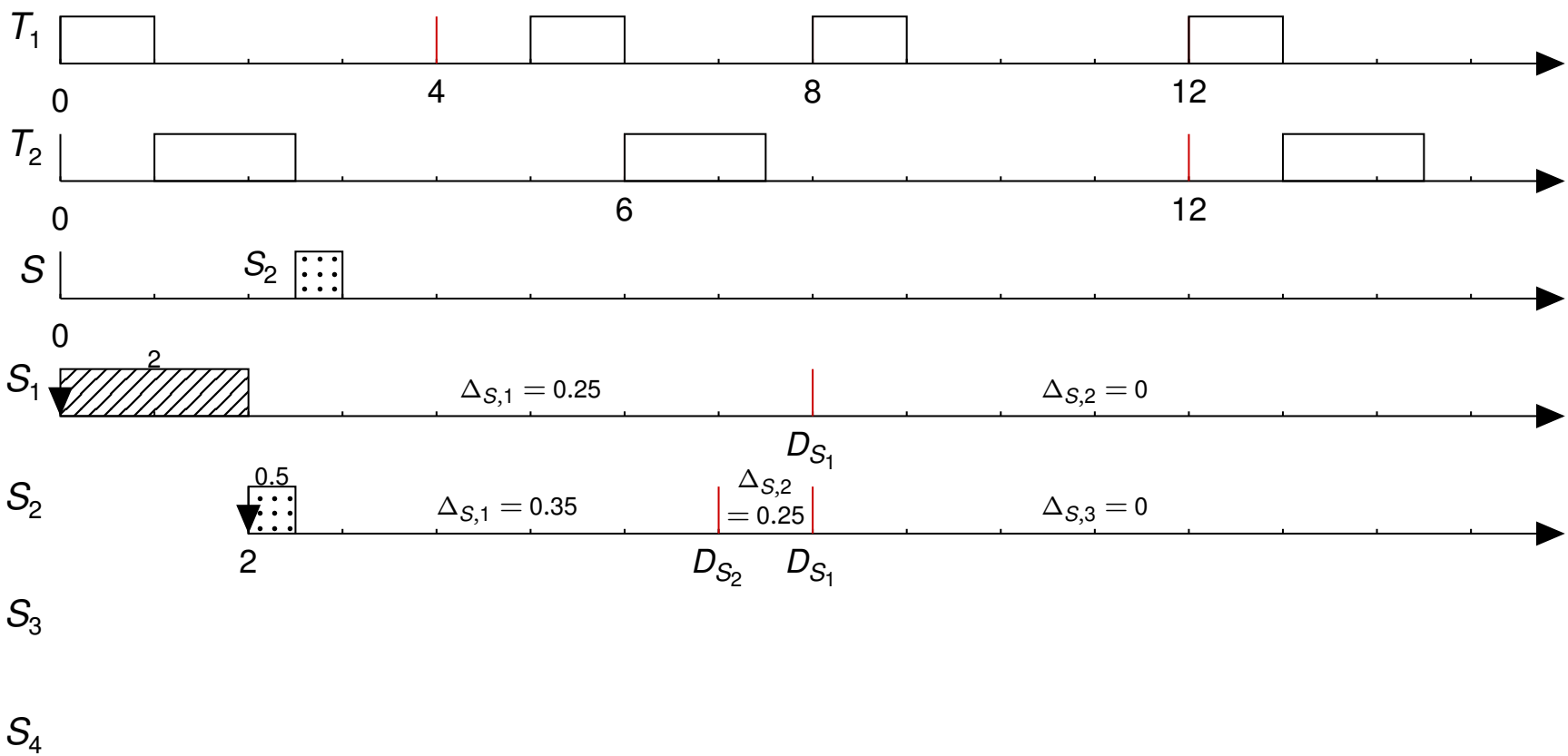
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



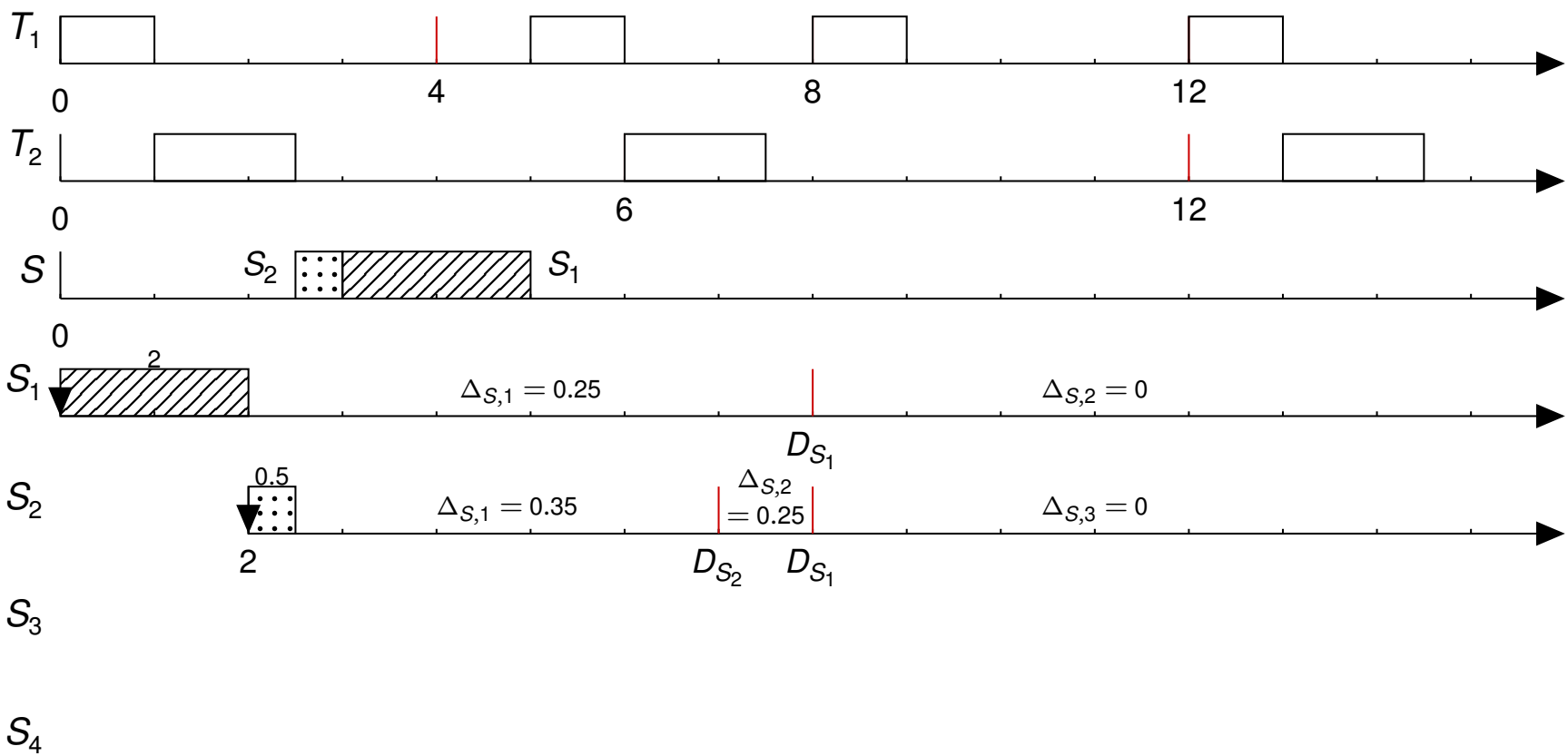
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



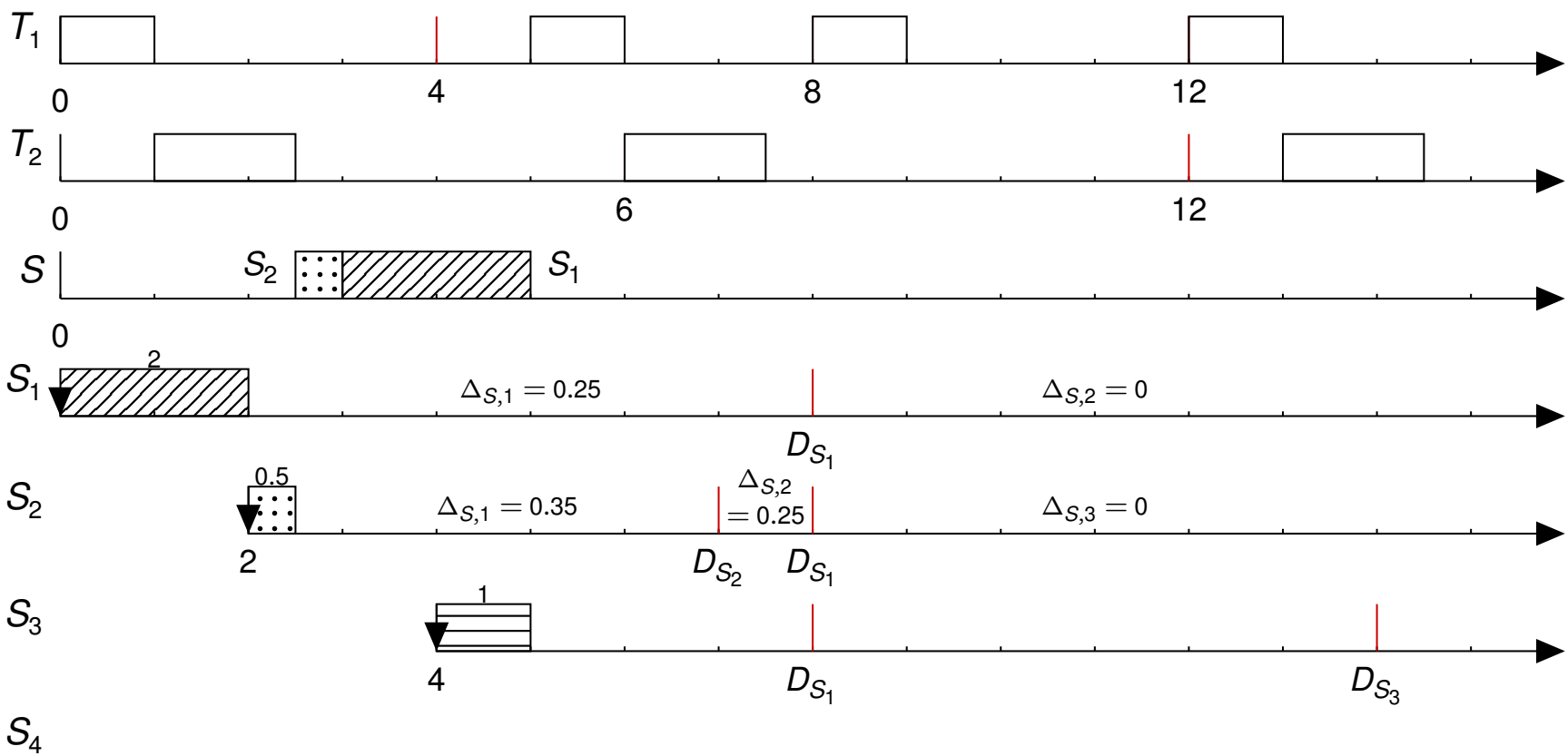
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



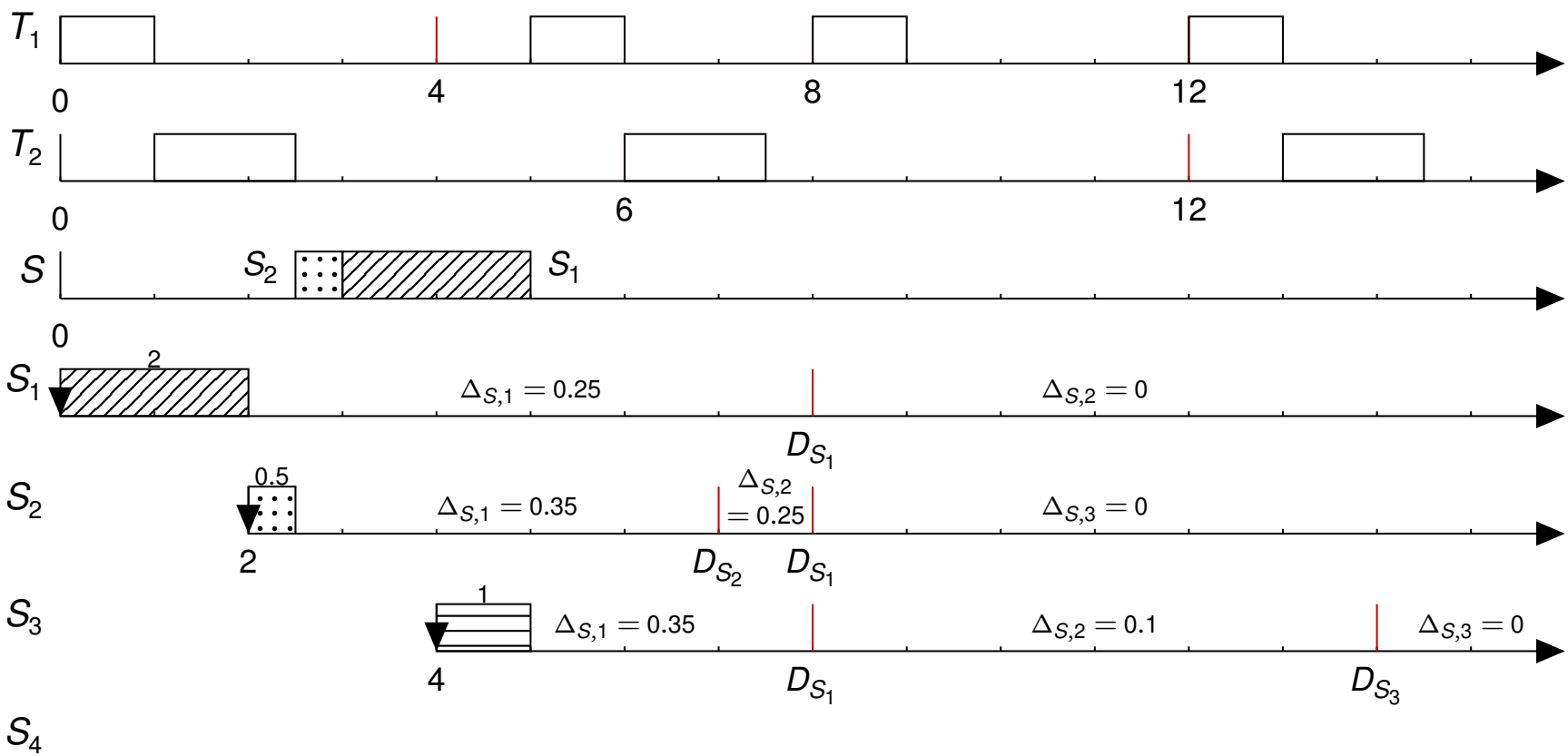
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



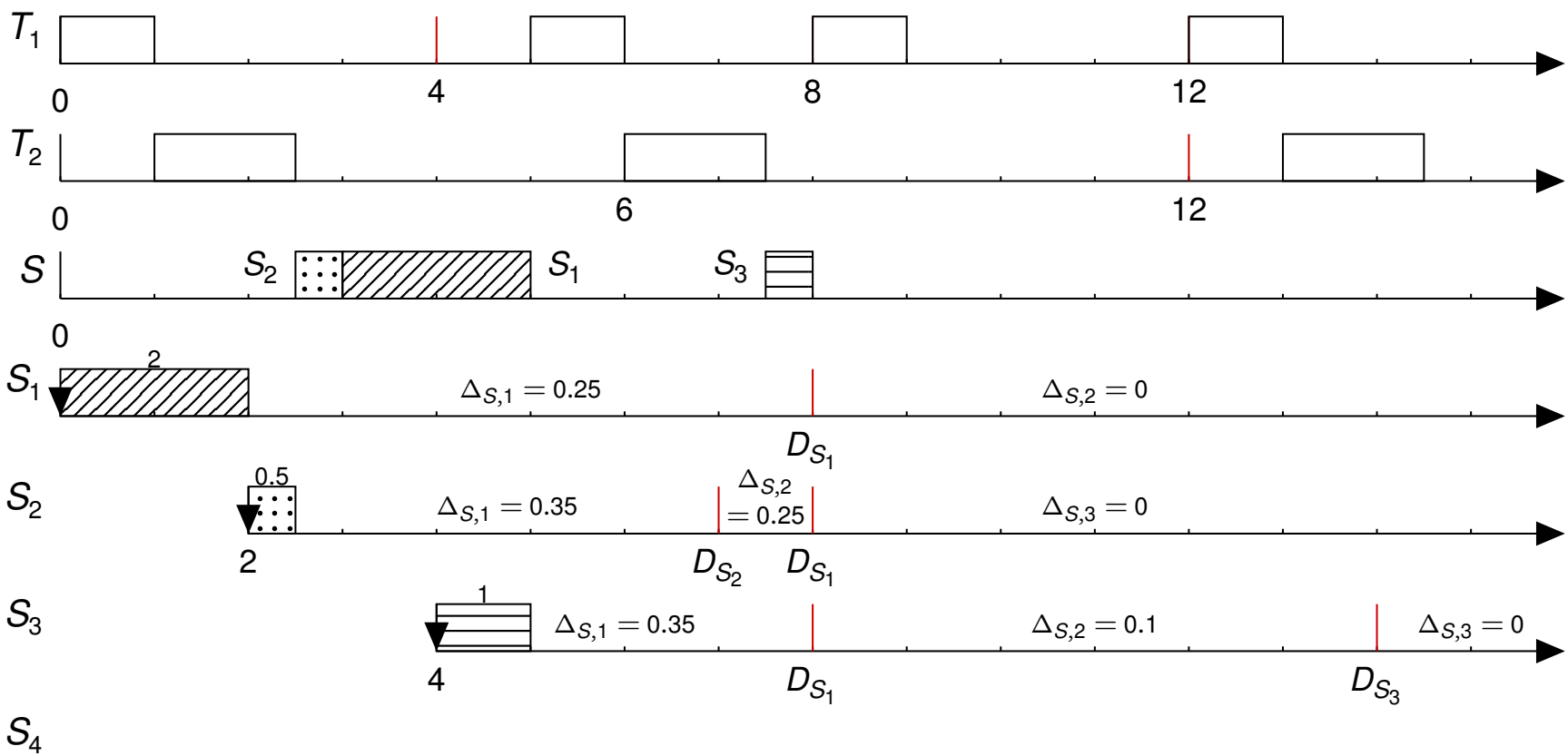
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



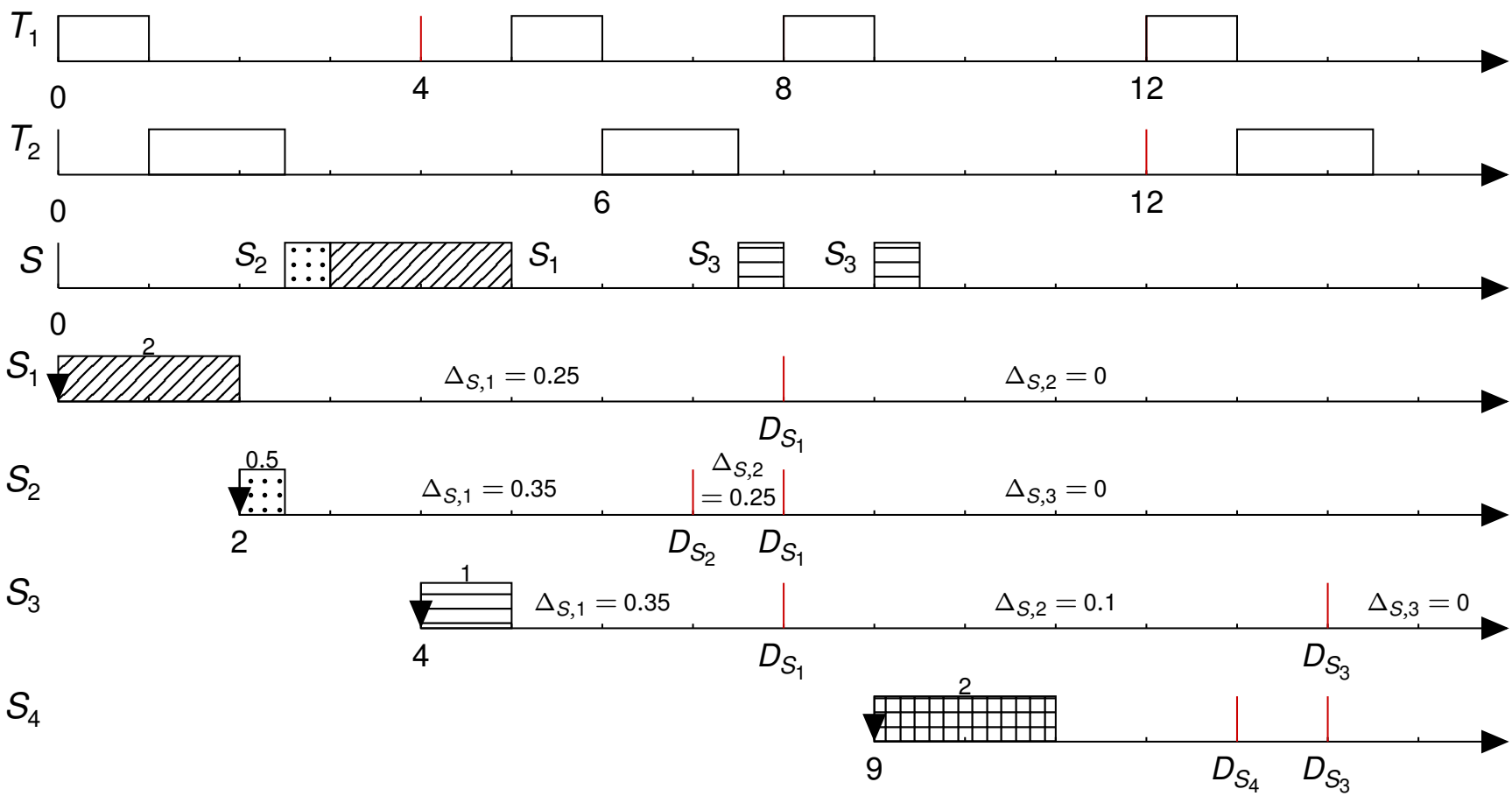
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



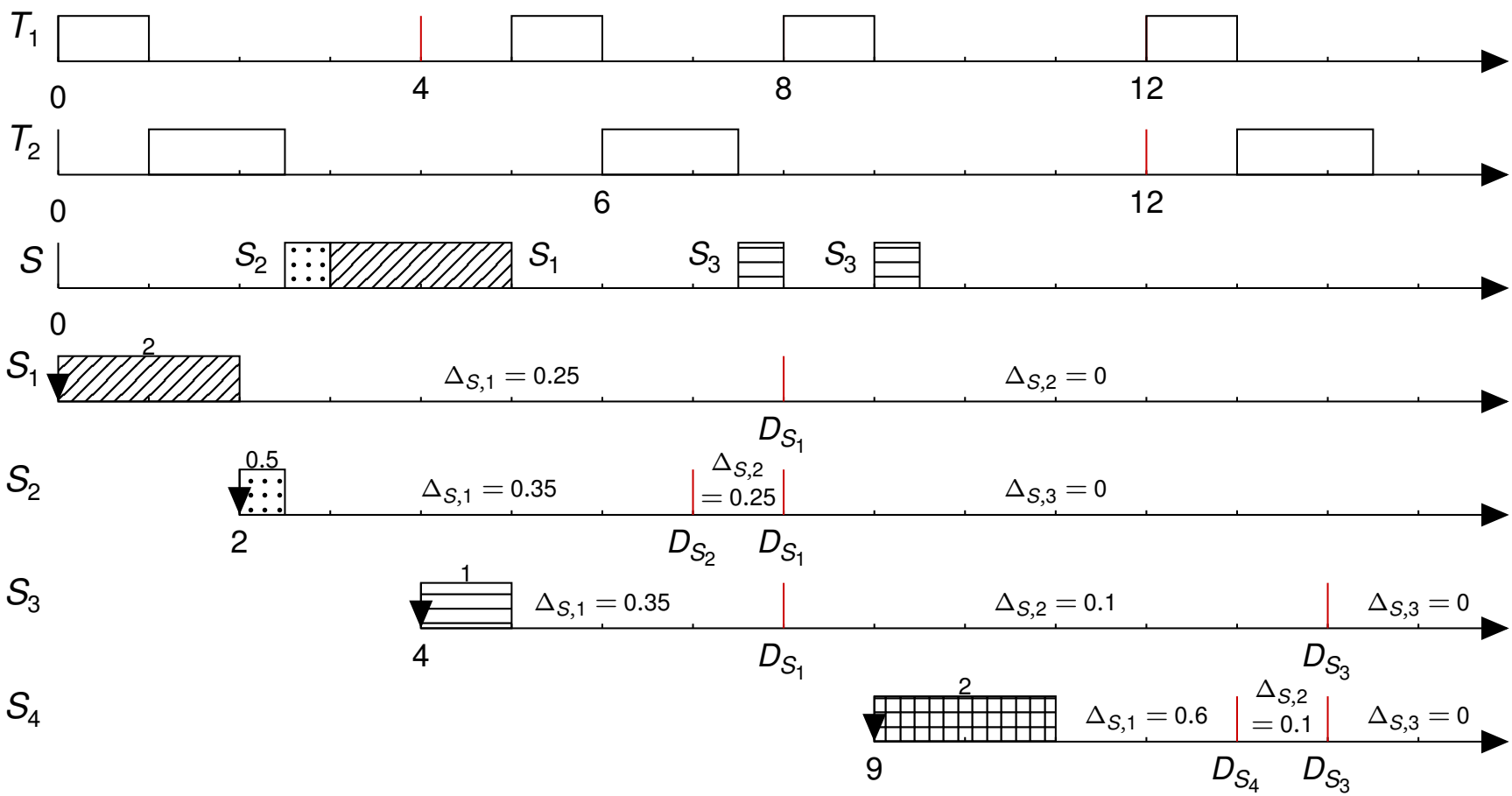
Beispiel: Dichte-basierter Akzeptanztest [3, S. 252]

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



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

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

- $T_1^S = 2\,(0, 8]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{T_1^S} = 8$
- $I_1 = (0, 8] : \Delta_{S,1} = 0.25$, $I_2 = (8, \infty] : \Delta_{S,2} = 0$

t_2 $T_2^S = 0.5\,(2, 7]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{T_2^S} = 7$

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

$t_{2.5}$ T_2^S startet und beendet sich bei t_3

t_3 T_1^S startet und beendet sich bei t_5

t_4 $T_3^S = 1\,(4, 14]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{T_3^S} = 14$

- T_2^S hat die Ausführung bereits beendet $\rightsquigarrow$ I_2 ($\Delta_{s,2}$) kann entfallen
- $I_1 = (4, 8] : \Delta_{S,1} = 0.35$, $I_2 = (8, 14] : \Delta_{S,2} = 0.1$, $I_3 = (14, \infty] : \Delta_{S,3} = 0$

$t_{7.5}$ T_3^S startet und wird bei t_8 von $J_{1,3}$ unterbrochen

t_9 T_3^S wird fortgesetzt und endet bei $t_{9.5}$

- $T_4^S = 2\,(9, 13]$ trifft ein $\rightsquigarrow D_{T_4^S} = 13$
- $I_1 = (9, 13] : \Delta_{S,1} = 0.6$, $I_2 = (13, 14] : \Delta_{S,2} = 0.1$, $I_3 = (14, \infty] : \Delta_{S,3} = 0$
- $\Delta_{S,1} = 0.6 \geq 1 - \Delta$: Abweisung von T_4^S

Schlupf-basierter Akzeptanztest [3, S. 258]

- Abfertigung sporadischer Aufträge durch Sporadische Zusteller
  - Innerhalb von $T_s = (p_s, e_s)$ Einplanung nach EDF

Schlupf-basierter Akzeptanztest [3, S. 258]

- Abfertigung sporadischer Aufträge durch Sporadische Zusteller
  - Innerhalb von $T_s = (p_s, e_s)$ Einplanung nach EDF

☞ Berechnung des Schlupfs wird hierdurch stark vereinfacht

Schlupf-basierter Akzeptanztest [3, S. 258]

- Abfertigung sporadischer Aufträge durch Sporadische Zusteller
  - Innerhalb von $T_s = (p_s, e_s)$ Einplanung nach EDF

☞ Berechnung des Schlupfs wird hierdurch stark vereinfacht

- Beispiel: Auftrag $T_1^S = (e_1, d_1)$ trifft zum Zeitpunkt t ein
  - T_s verfügt bis d_1 über mindestens $\lfloor (d_1 - t)/p_s \rfloor e_s$ Budget
  - Schlupf $\sigma_1(t)$ von T_1^S ist also $\sigma_1(t) = \lfloor (D_1 - t)/p_s \rfloor e_s - e_1$

→ Zulassung von T_1^S erfordert Schlupf $\sigma_1(t) \geq 0$

Schlupf-basierter Akzeptanztest [3, S. 258]

- Abfertigung sporadischer Aufträge durch Sporadische Zusteller
  - Innerhalb von $T_s = (p_s, e_s)$ Einplanung nach EDF

☞ Berechnung des Schlupfs wird hierdurch stark vereinfacht

- Beispiel: Auftrag $T_1^S = (e_1, d_1)$ trifft zum Zeitpunkt t ein
  - T_s verfügt bis d_1 über mindestens $\lfloor (d_1 - t)/p_s \rfloor e_s$ Budget
  - Schlupf $\sigma_1(t)$ von T_1^S ist also $\sigma_1(t) = \lfloor (D_1 - t)/p_s \rfloor e_s - e_1$

→ Zulassung von T_1^S erfordert Schlupf $\sigma_1(t) \geq 0$

⚠ Vor T_i^S können n sporadische Aufträge zugelassen worden sein

→ Berücksichtigung bei der Berechnung des Schlupfs

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

- $c_k(t)$ beschreibt den bereits abgearbeiteten Teil von T_k^S
- Aufträge T_k^S mit späterem Termin $D_k \geq D_i$ werden explizit geprüft

Resümee

- Bandweite bewahrende Zusteller $\leadsto$ Verbrauchs-/Auffüllregeln
  - Aufschiebbar: ohne/mit Hintergrundzusteller, Doppeltreffer
  - Sporadisch: SpSL Sporadic Server, Komplexität

Resümee

- Bandweite bewahrende Zusteller $\leadsto$ Verbrauchs-/Auffüllregeln
  - Aufschiebbar: ohne/mit Hintergrundzusteller, Doppeltreffer
  - Sporadisch: SpSL Sporadic Server, Komplexität
- POSIX Sporadic Server: Umsetzung des SpSL Sporadic Server
  - Bedeutung innerhalb des POSIX-Standard
  - Ausweitung des Budgets, verfrühte Auffüllung
  - Unzureichende Zeitliche Isolation

Resümee

- Bandweite bewahrende Zusteller $\rightsquigarrow$ Verbrauchs-/Auffüllregeln
  - Aufschiebbar: ohne/mit Hintergrundzusteller, Doppeltreffer
  - Sporadisch: SpSL Sporadic Server, Komplexität
- POSIX Sporadic Server: Umsetzung 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.
Englewood Cliffs, NJ, USA : Prentice Hall PTR, 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

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

EZS – Cheat Sheet

Typographische Konvention

Der erste Index gibt die Aufgabe an (z. B. D_i), der Zweite (optional) bezieht sich auf den Arbeitsauftrag (z. B. $d_{i,j}$). Exponenten zeigen verschiedene Varianten einer Eigenschaft an (z. B. T^{HI}, T^{MED}, T^{LO}). Funktionen beschreiben zeitlich variierende Eigenschaften (z. B. $P(t)$).

Eigenschaften

t (Real-)Zeit
d Zeitverzögerung (engl. delay)

Strukturelemente

E_i Ereignis (engl. event)
R_i Ergebnis (engl. result)
T_i Aufgabe (engl. task)
$J_{i,j}$ Arbeitsauftrag (engl. job) der Aufgabe T_i

Temporale Eigenschaften

Allgemein

r_i Auslösezeitpunkt (engl. release time)
e_i Maximale Ausführungszeit (WCET)
D_i Relativer Termin (engl. deadline)
d_i Absoluter Termin
ω_i Antwortzeit (engl. response time)
σ_i Schlupf (engl. slack)

Periodische Aufgaben

p_i Periode (engl. period)
ϕ_i Phase (engl. phase)

Nicht-Periodische Aufgaben

i_i Minimale Zwischenankunftszeit (engl. minimal interarrival-time)

Aufgaben – Tupel

$T_p = (p, e, D, \phi)$ Periodische Aufgabe ohne Priorität (zeitgesteuert oder dynamische Taskpriorität), $D = p$ und $\phi = 0$ sind der Reihe nach optional

$T_i^S = (i_i, e_i, D_i)$ Nicht-periodische Aufgabe (Schreibweise mit i_i)

$T_i^S = ([r_i^{nach}; r_i^{vor}], e_i, D_i)$ Nicht-periodische Aufgabe (Schreibweise mit Auslöseintervall)

$J_{i,j} = (r_{i,j}, e_{i,j}, d_{i,j})$ Arbeitsauftrag

Ablaufplanung

P_i Priorität (engl. priority) der Aufgabe T_i
Ω_i Prioritätsebenen (engl. number of priorities)
$h_{\Delta t}$ Rechenzeitbedarf (engl. demand)
$u_{\Delta t}$ CPU-Auslastung (engl. utilisation)
U Absolute CPU-Auslastung
H Hyperperiode (großer Durchlauf, engl. major cycle)
f Rahmenlänge (kleiner Durchlauf, engl. minor cycle)
I_i Intervall (engl. interval)
Δ_i Dichte (engl. density) von I_i

Zusteller

T_{PS} Abfragender Zusteller (engl. polling server)
T_{DS} Aufschiebbarer Zusteller (engl. deferable server)
T_s Sporadischer Zusteller (engl. sporadic server)
T_s Sporadischer Zusteller (engl. sporadic server)
rt_i Wiederauffüllzeitpunkt (engl. replenishment time)