Embedded Systems / Eingebettete Systeme

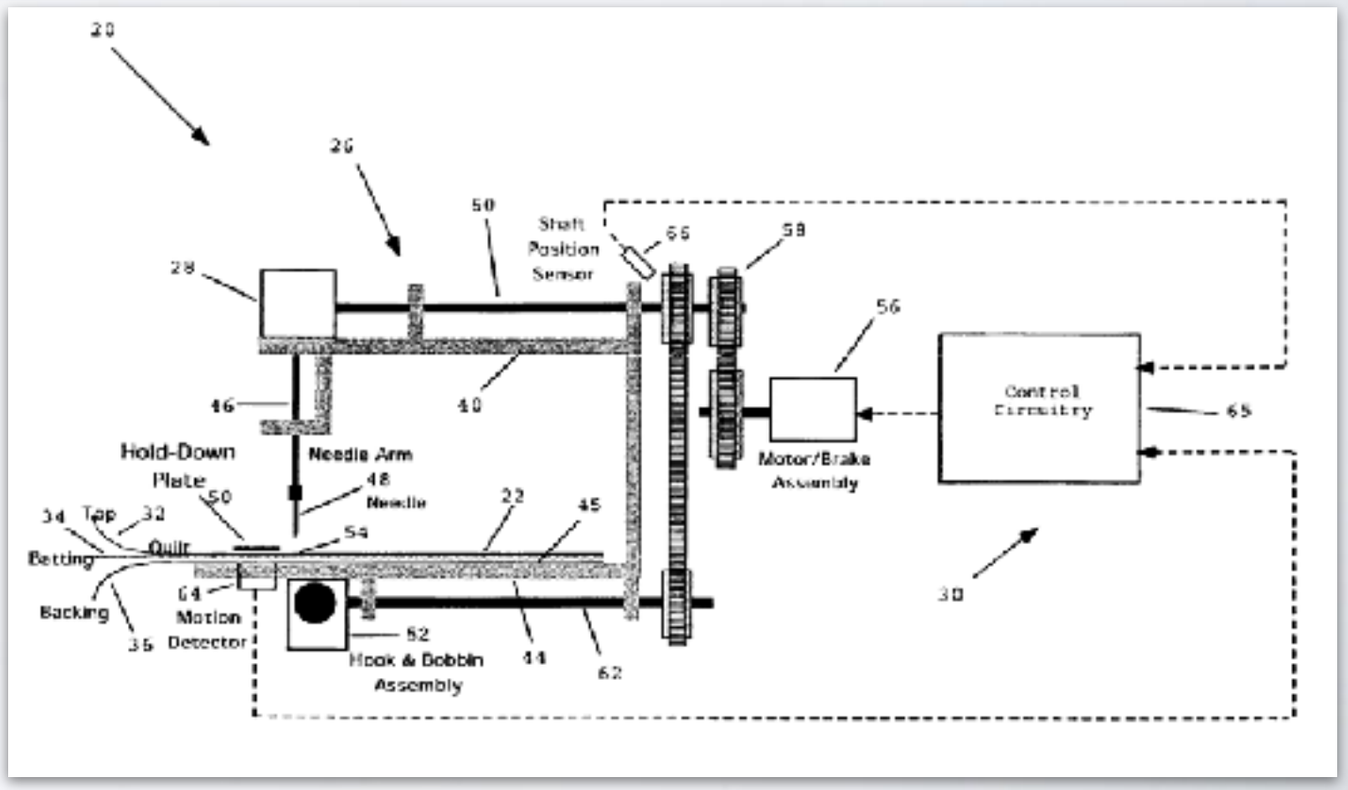
BSc-Studiengang Informatik
Campus Minden

Matthias König

FH Bielefeld
University of
Applied Sciences

Beispiel einer Anwendung: Nähmaschine

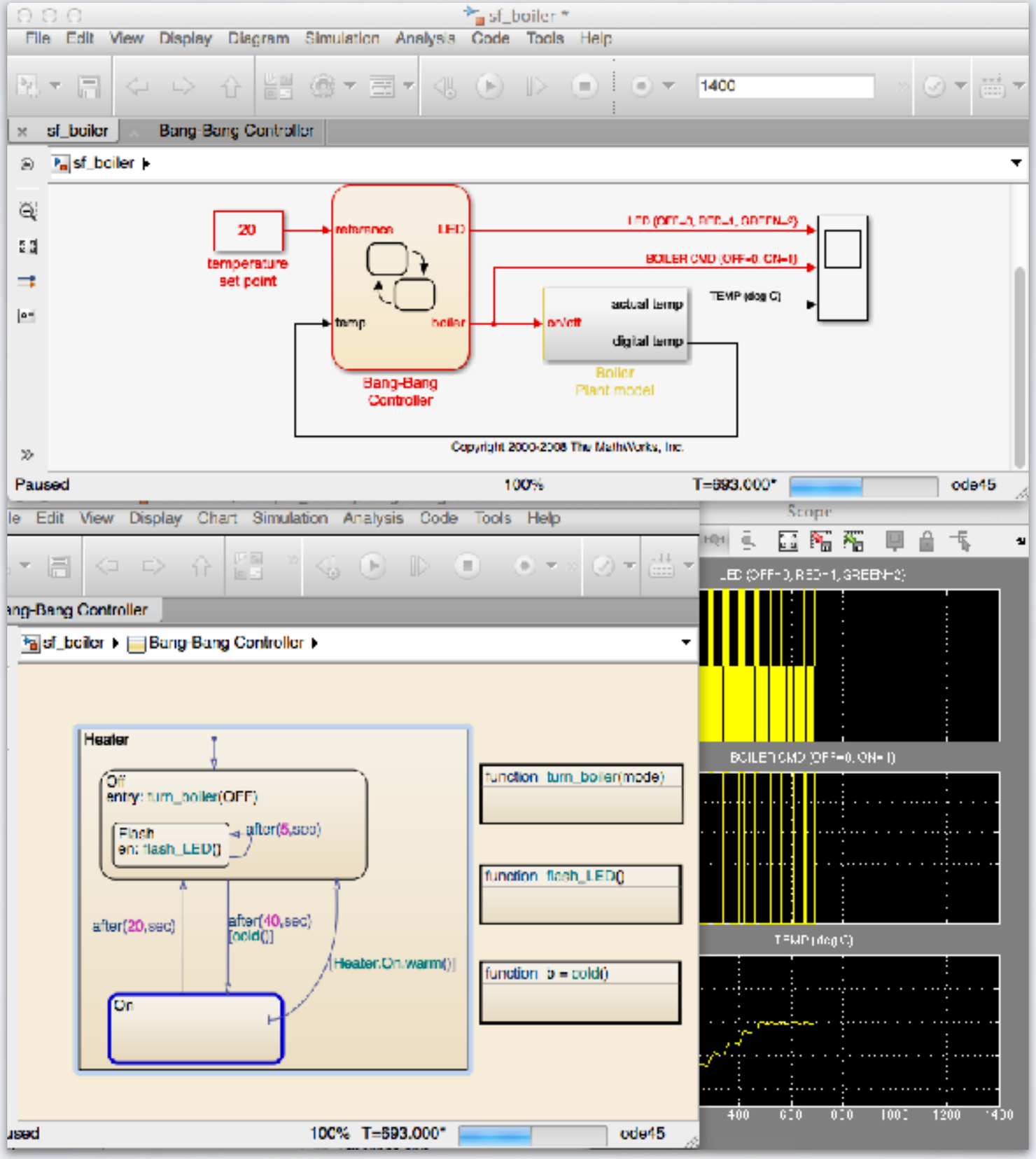
- Sensoren zur Messung
  - der Geschwindigkeit des Nähstoffes
  - Position der Nähnadel
- Aktor Motor/Bremse



[Quelle: US Patent Number 6883446]

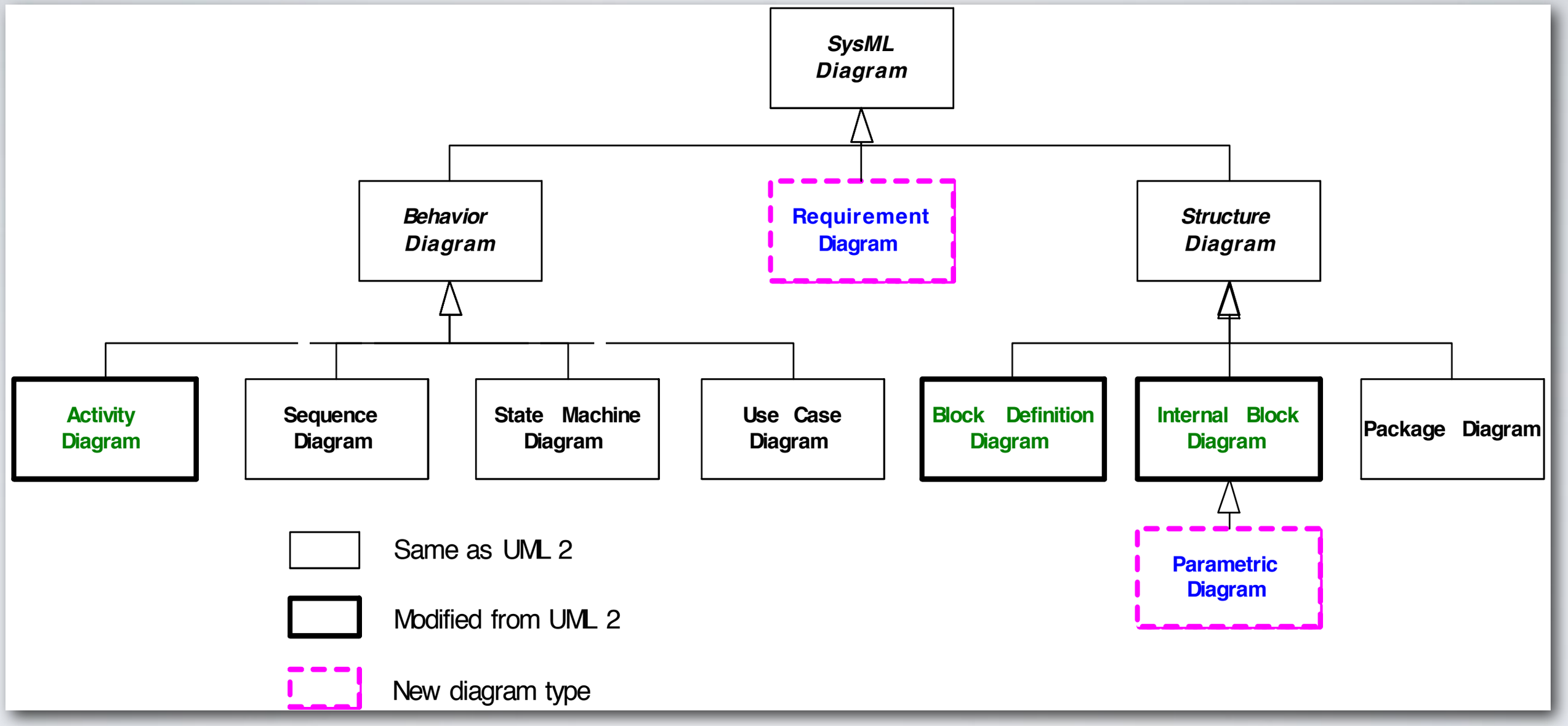
WIEDERHOLUNG

Simulink / Stateflow



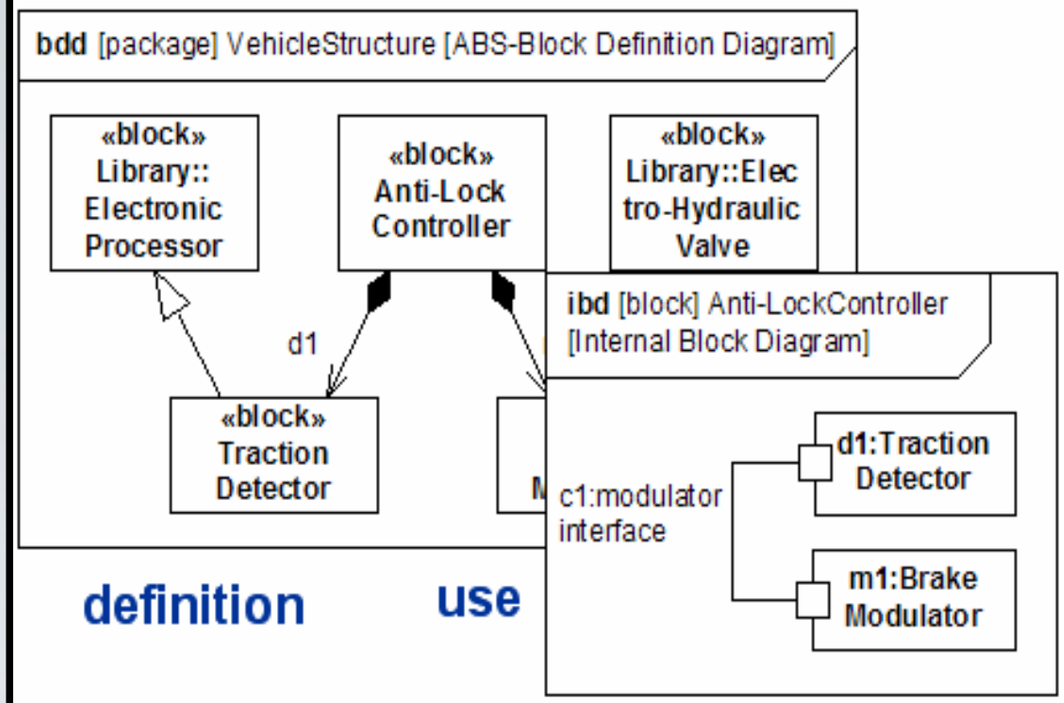
[Quelle: mathworks.com]

SysML-Taxonomie

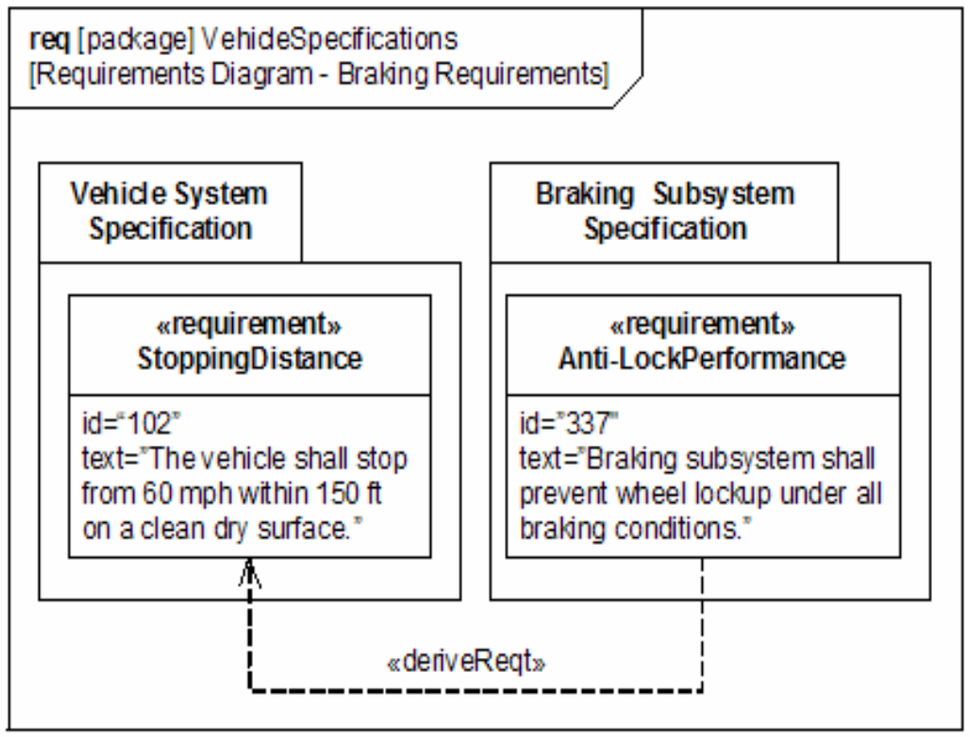


Quelle: OMG Systems Modeling Language (OMG SysML), S.156 , http://www.omg.org/spec/SysML/1.2/

1. Structure

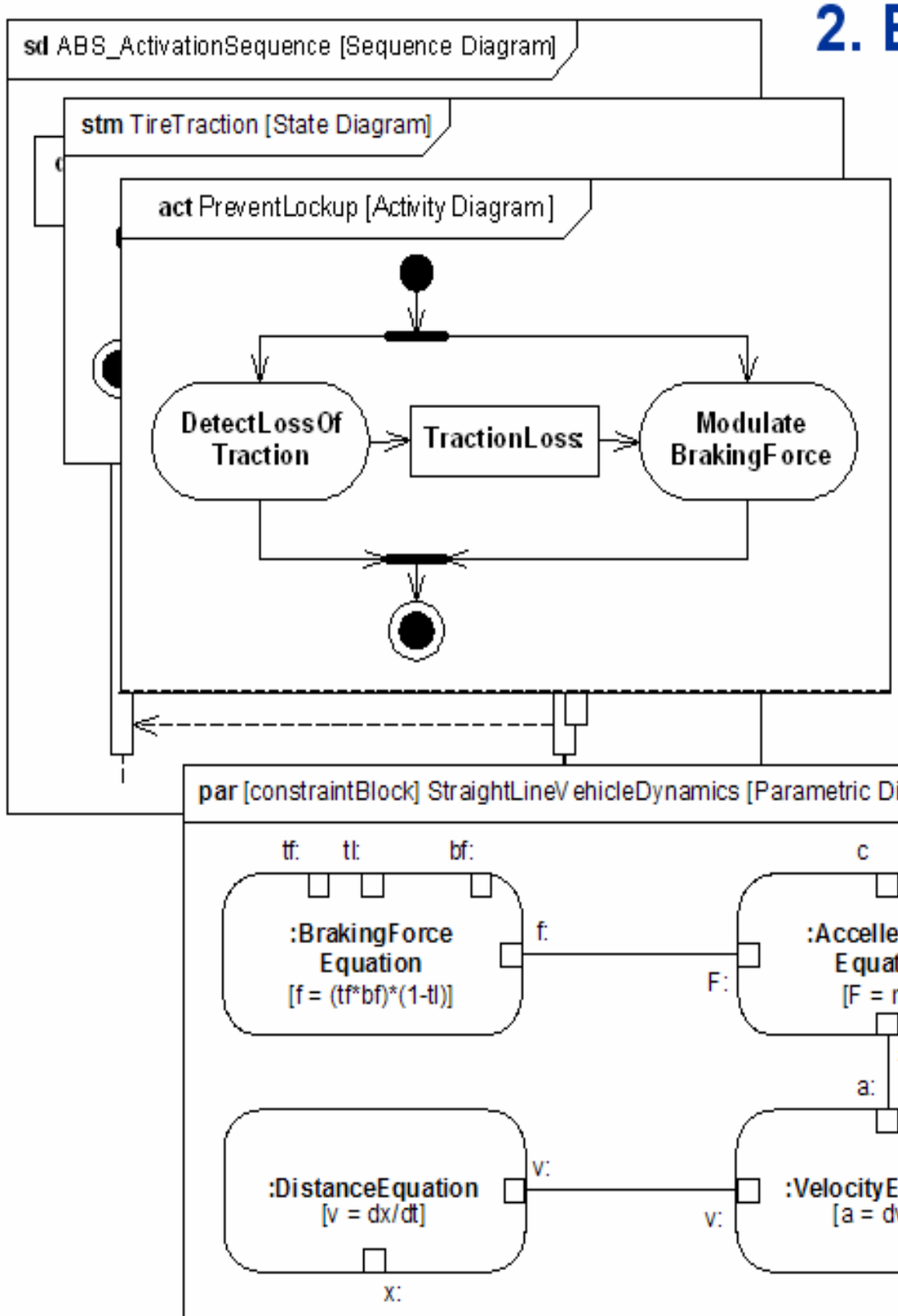


definition **use**



3. Requirements

2. Behavior



interaction

state machine

activity/ function

4. Parametrics

Basisbestandteile von SysML: Beispiel Auschnitt ABS

[Quelle: Hause, 2006]

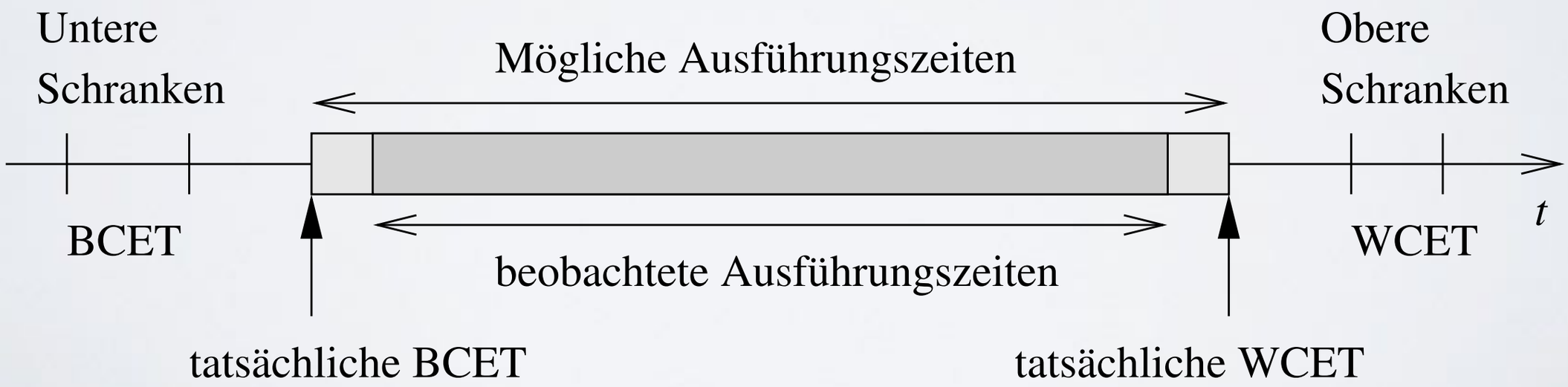
SCHEDULING

Scheduling und Echtzeit

- Scheduling
  - Zuordnung von Jobs/Tasks zu Ressourcen/Prozessoren
- Systeme mit Echtzeit-Anforderungen
  - Reaktion in vorgegebener Zeitspanne (gleich mehr)
  - Notwendig spezielle Scheduling-Verfahren
- Einschätzung der Eignung eines Scheduling-Verfahrens anhand längster Ausführungszeit (worst case Betrachtung)
- Praktischer Einsatz in RTOS (nächste Woche)

Worst Case Execution Time WCET

- Längst mögliche Ausführungszeit / WCET
- Obere Schranken als Ausgangsbasis für Scheduling-Verfahren



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Schedulingalgorithmen

- Schedulingalgorithmen von Echtzeitbetriebssystemen
- Unterscheidung nach
  - harte und weiche Deadlines
  - harte Deadlines weiterhin nach
    - periodisch/aperiodisch
    - präemptiv/nicht-präemptiv
    - statisch/dynamisch

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Scheduling: Soft/Hard Deadlines

- Weiche Zeitbedingungen
  - Verfehlen einer Zeitbedingung ist kein Fehler, statistisch sollte die Zeitbedingung eingehalten werden.
- Harte Zeitbedingungen
  - Verfehlen einer Zeitbedingung ist ein **Fehler**, Folgen können **dramatisch** sein.

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Echtzeit und Anwendungsgebiete

Beispiele: Anforderungen an Echtzeit (Real-time)

Keine — Weiche (Soft) — Harte (Hard)

Simulationen

Desktopanwendungen

Video-/Audiostreaming

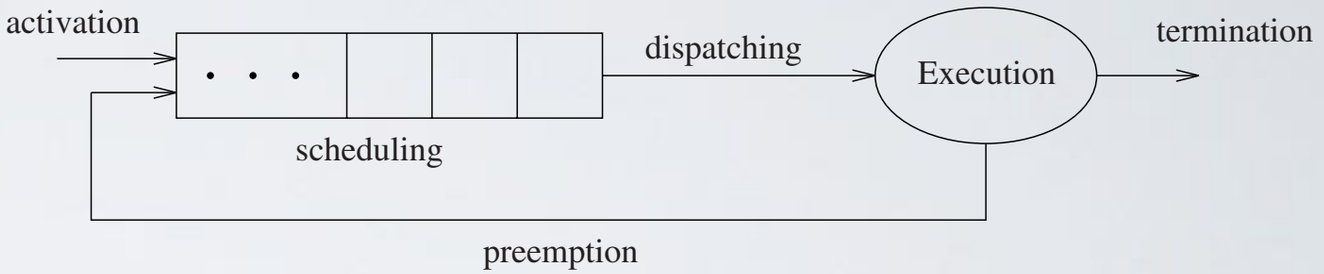
Telekommunikation

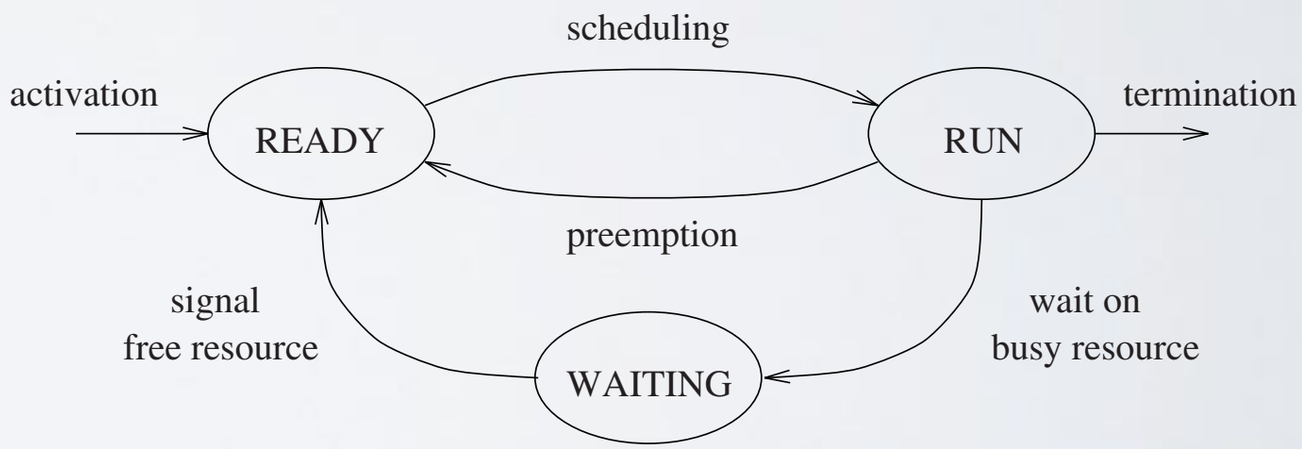
Fabrikautomatisierung

Motorsteuerung

Tasks und Zustände

- Zustände eines Tasks
  - *Ready*, bereit zur Ausführung
  - *Waiting/Blocked*, blockiert durch nicht verfügbare Ressource
  - *Run*, in Ausführung
- Verwaltung bereiter Tasks in Queue von Scheduler
- Präemption/Unterbrechung eines Tasks für wichtigeren





[Quelle: Buttazzo, Hard Real-Time Computing Systems]

Scheduling und Overhead

- Scheduling in der Praxis mit Rechnenzeit/Overhead für
  - Umschalten zwischen Prozessen(Context Switch)
  - Verwaltung der Tasks-Queue
  - ggf. Auswertung von Prioritäten der Tasks
  - Hardware-Schaltzeiten

wird im Folgenden im Wesentlichen nicht betrachtet.

Harte Zeitbedingungen

- Tasks sind
  - **periodisch**, wenn sie alle p Zeiteinheiten ausgeführt werden,
  - **aperiodisch**, ansonsten.
- Scheduler sind
  - **nicht-präemptiv**, wenn sie die Ausführung eines Tasks abwarten,
  - **präemptiv**, wenn sie die Ausführung eines Tasks unterbrechen.

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Harte Zeitbedingungen

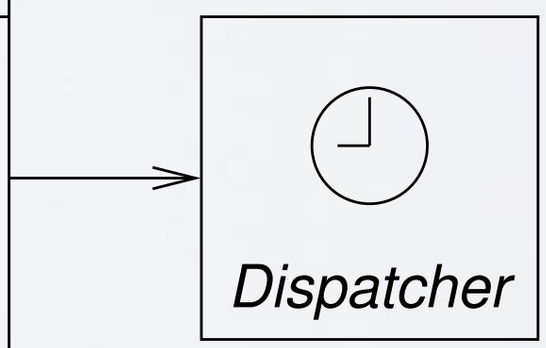
- Ein Scheduler ist
  - **dynamisch**, wenn die Entscheidung zur Laufzeit getroffen wird (auch on-line Scheduler genannt).
  - **statisch**, wenn die Entscheidung zur Entwurfszeit (vor der Laufzeit) festgelegt werden (off-line Scheduler).
- Statische Scheduler "kennen" Abhängigkeiten von Tasks.

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Statische Scheduler

- Normalerweise sind Startzeiten in Tabellen abgelegt.
- Ein Dispatcher startet Tasks zu den angegebenen Zeiten.
- Ablaufplanung erfolgt a priori (ggf. mittels entsprechenden Programmen).
- Leichte Überprüfbarkeit von Zeitbedingungen.

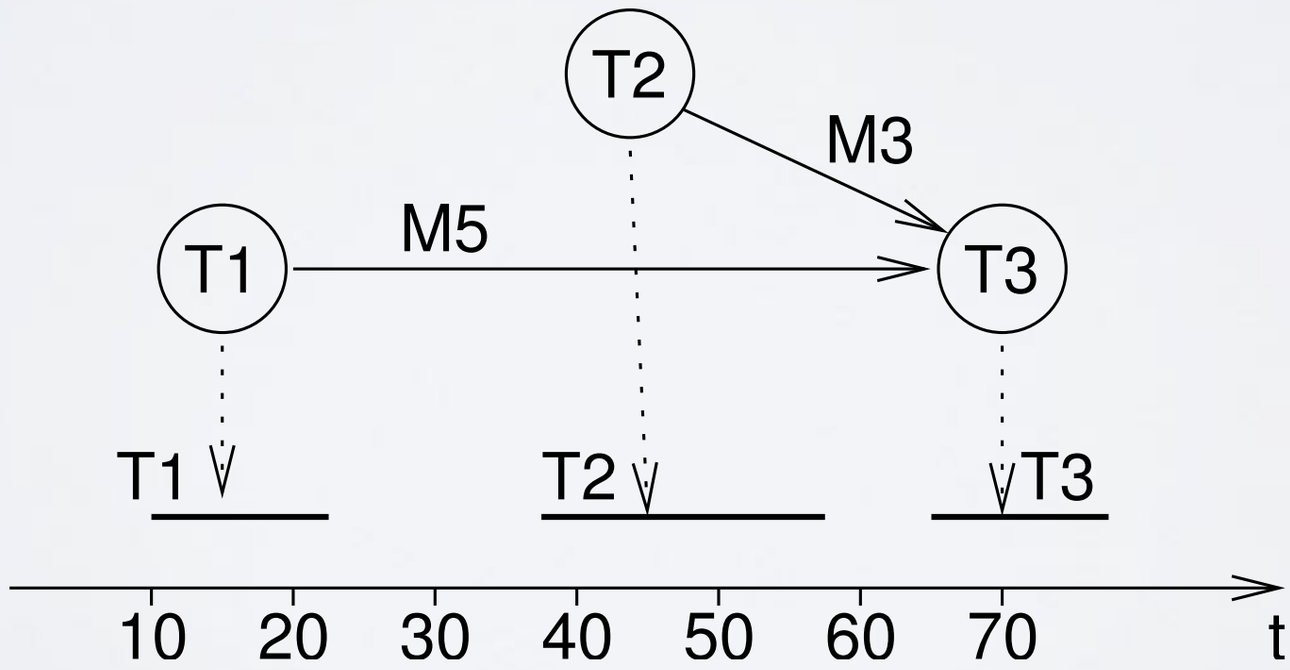
Zeit	Aktion	WCET
10	starte T1	12
17	sende M5	
22	stoppe T1	
38	starte T2	20
47	sende M3	
...	...	...
...	...	...



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Abhängige Tasks

- Bei abhängigen Tasks, Nutzung eines Tasks-Graphen
- Bei statischem Scheduling, Tabelle für Dispatcher für Startzeiten der Tasks T_i und Nachrichten M_i

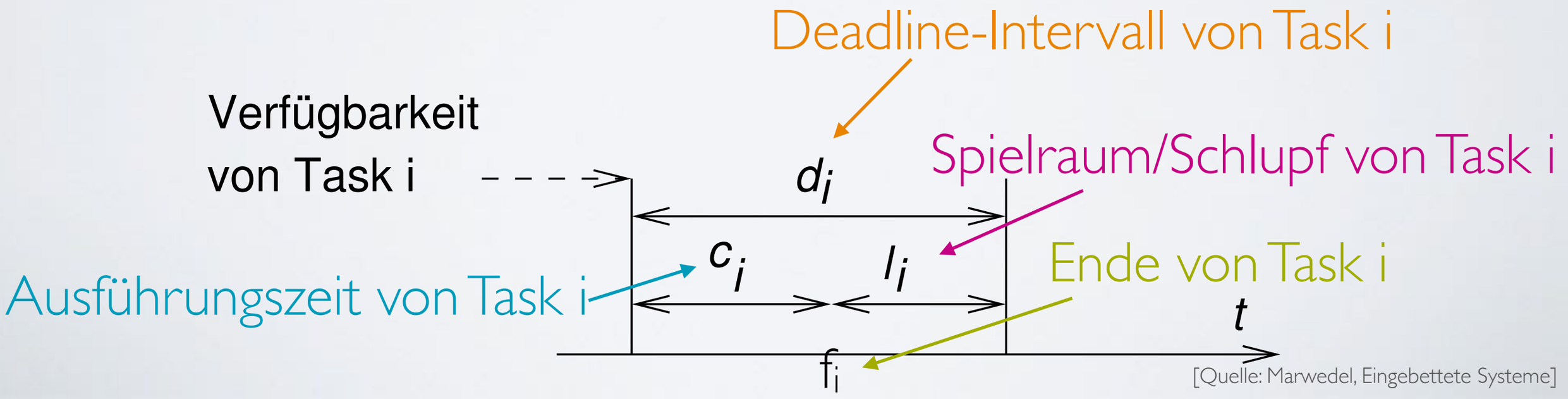


[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Aperiodisches Scheduling

- **Maximale Verspätung:**
  - Maximale Differenz zwischen Ausführungsende und Deadline über alle Tasks; negativ, wenn vor Deadline fertig.

- **Deadline-Intervall:**
  - Zeit zwischen Verfügbarkeit und Deadline



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Round Robin mit Zeitschlitzen

- Sequentielle Abarbeitung der Tasks (gemäß FIFO)
  - Einreihen in Queue (*Waiting*)
  - Erster Tasks aus Queue zur Ausführung (Running)
    - Dauer der Ausführung: eine Zeitscheibe (Timesclice/ Quantum)
    - Keine Unterbrechung/Präemption
    - Danach an das Ende der Queue (*Waiting*)
  - Nächster Task

Scheduling: Earliest Due Date

- Annahme: alle Tasks gleichzeitig verfügbar
- Ausführung von Tasks in der Reihenfolge nicht-abnehmender Deadlines (früheste Deadline zuerst)
- Optimal für Minimierung der maximalen Verspätung
- Implementierung als statisches Scheduling möglich
- Komplexität für Sortieren O(n log(n))

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Scheduling: Earliest Due Date

Beispiel

	T_1	T_2	T_3	T_4
c_i	1	2	1	3
d_i	2	5	3	6

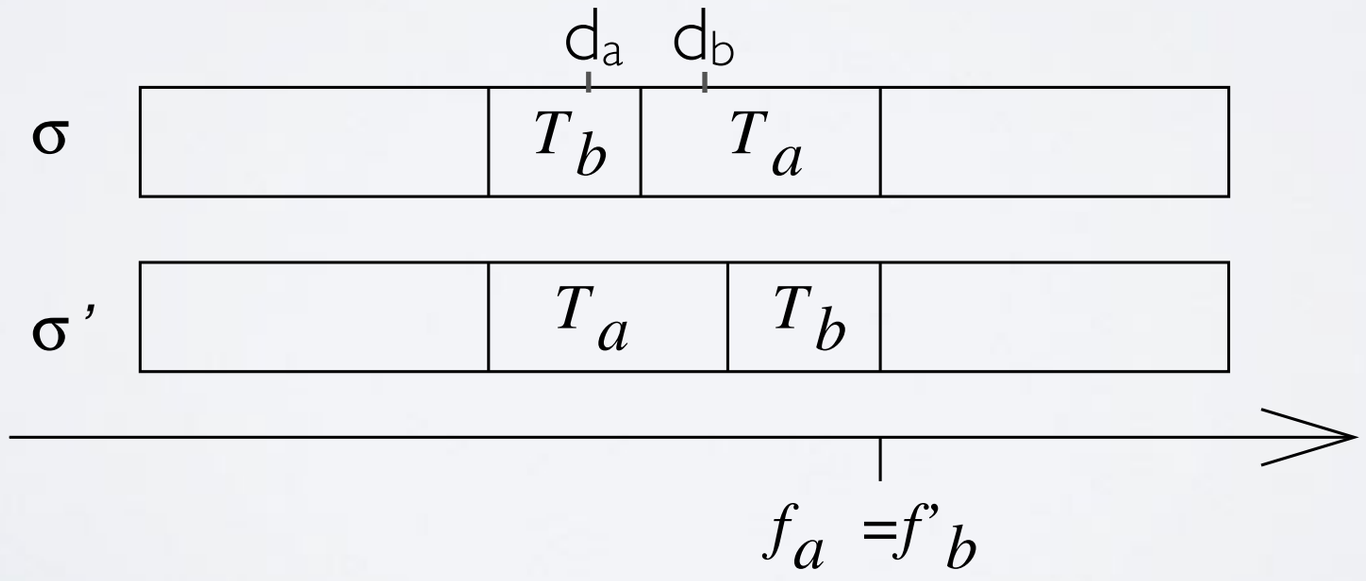
EDD Reihenfolge: T_1 T_3 T_2 T_4

Taskende: $f_1 = 1, f_3 = 2, f_2 = 4, f_4 = 7$

Maximale Verspätung: 1 (T_4)

Scheduling: Earliest Due Date

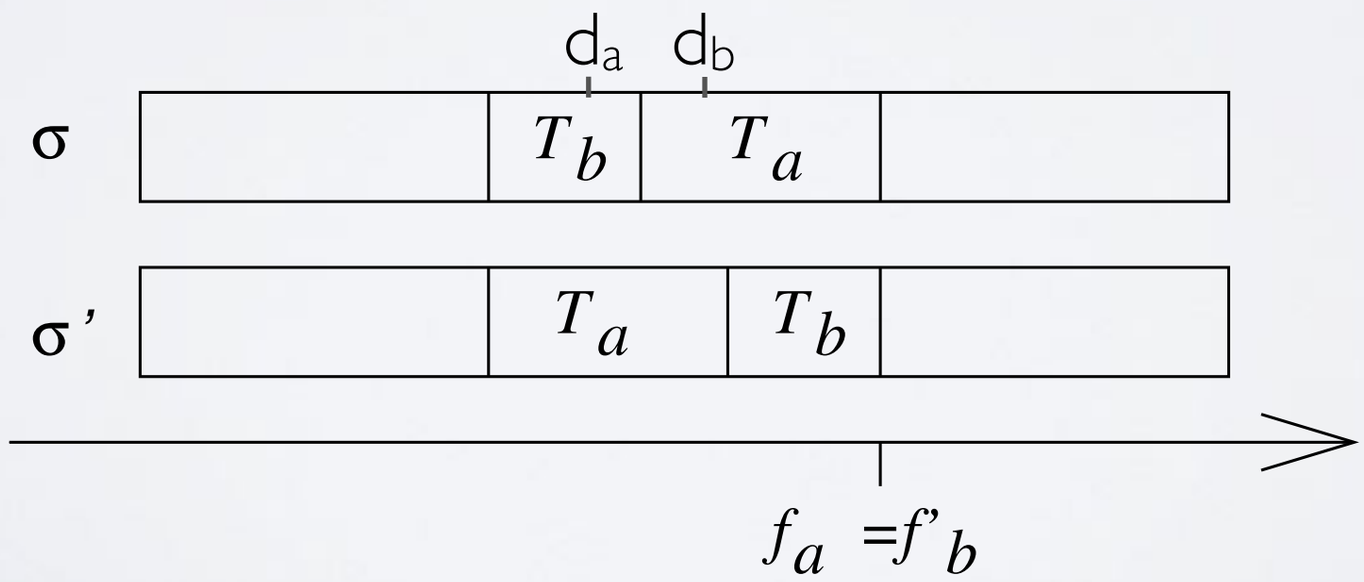
- Beweis der Optimalität: sei **σ** ein Schedule von Algorithmus A.
- Falls A nicht EDD, dann gibt es T_a, T_b in **σ**, so dass T_b vor T_a und $d_a < d_b$.
- Sei **σ'** aus **σ** nach Vertauschung der Reihenfolge T_a und T_b.
- Max. Verspätung für T_a, T_b in **σ** ist f_a - d_a.



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Scheduling: Earliest Due Date

- Max. Verspätung für T_a, T_b in σ' ist max{f_a'-d_a, f_b'-d_b}
- Es ist f_a'-d_a < f_a-d_a und f_b'-d_b = f_a-d_b < f_a-d_a.
- Also kann für ein EDD-Schedule die maximale Verspätung nur kleiner werden. Daher ist EDD optimal.



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Earliest Deadline First EDF

- Annahme: unterschiedliche Ankunftszeit von Tasks
- Unterbrechen von Tasks (preemption) verbessert maximale Verspätung.
- Zu jedem Zeitpunkt wird Task mit der frühesten absoluten Deadline ausgeführt, ggf. Unterbrechen des aktuellen Task.
- Optimal für Minimierung der maximalen Verspätung
- Warteschlange von ausführbereiten Tasks nach Deadlines
- Dynamisches Scheduling

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Earliest Deadline First Algorithmus

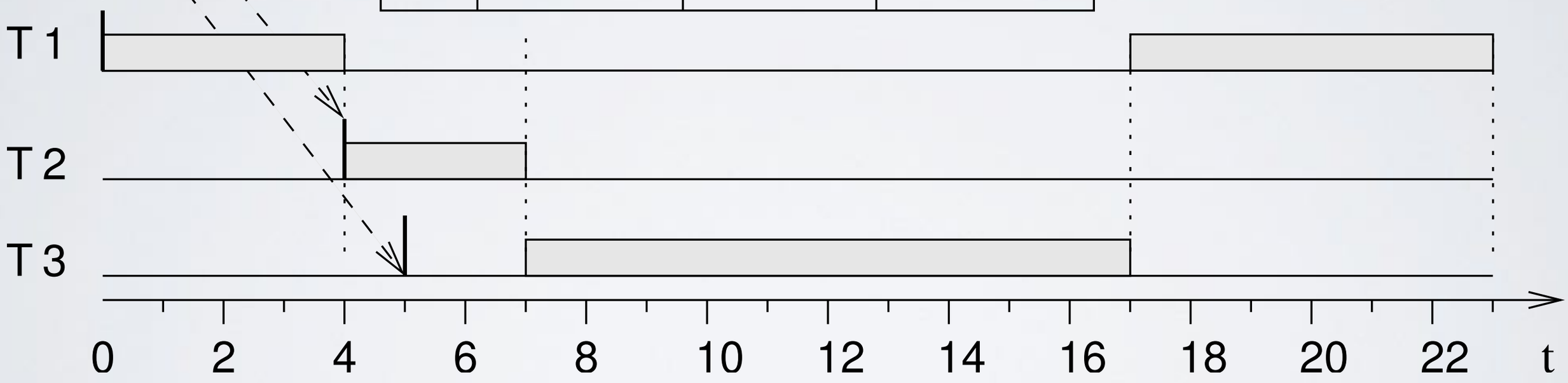
```
/* linked list, sorted by deadline */
Activation_record *processes;
/* data structure for sorting processes */
Deadline_tree *deadlines;

void expired_deadline(Activation_record *expired){
   remove(expired); /* remove from the deadline-sorted list */
   add(expired,expired->deadline); /* add at new deadline */
}

Void EDF(int current) { /* current = currently executing process */
   int i;
   /* turn off current process (may be turned back on) */
   processes->state = READY_STATE;
   /* find process to start executing */
   for (alink = processes; alink != NULL; alink = alink->next_deadline)
        if (processes->state == READY_STATE) {
             /* make this the running process */
             processes->state == EXECUTING_STATE;
             break;
        }
   }
```

[Quelle: Wolf, Computers as Components]

Earliest Deadline First EDF

Beispiel

	Ankunft	Dauer	Deadline
T 1	0	10	33
T 2	4	3	28
T 3	5	10	29



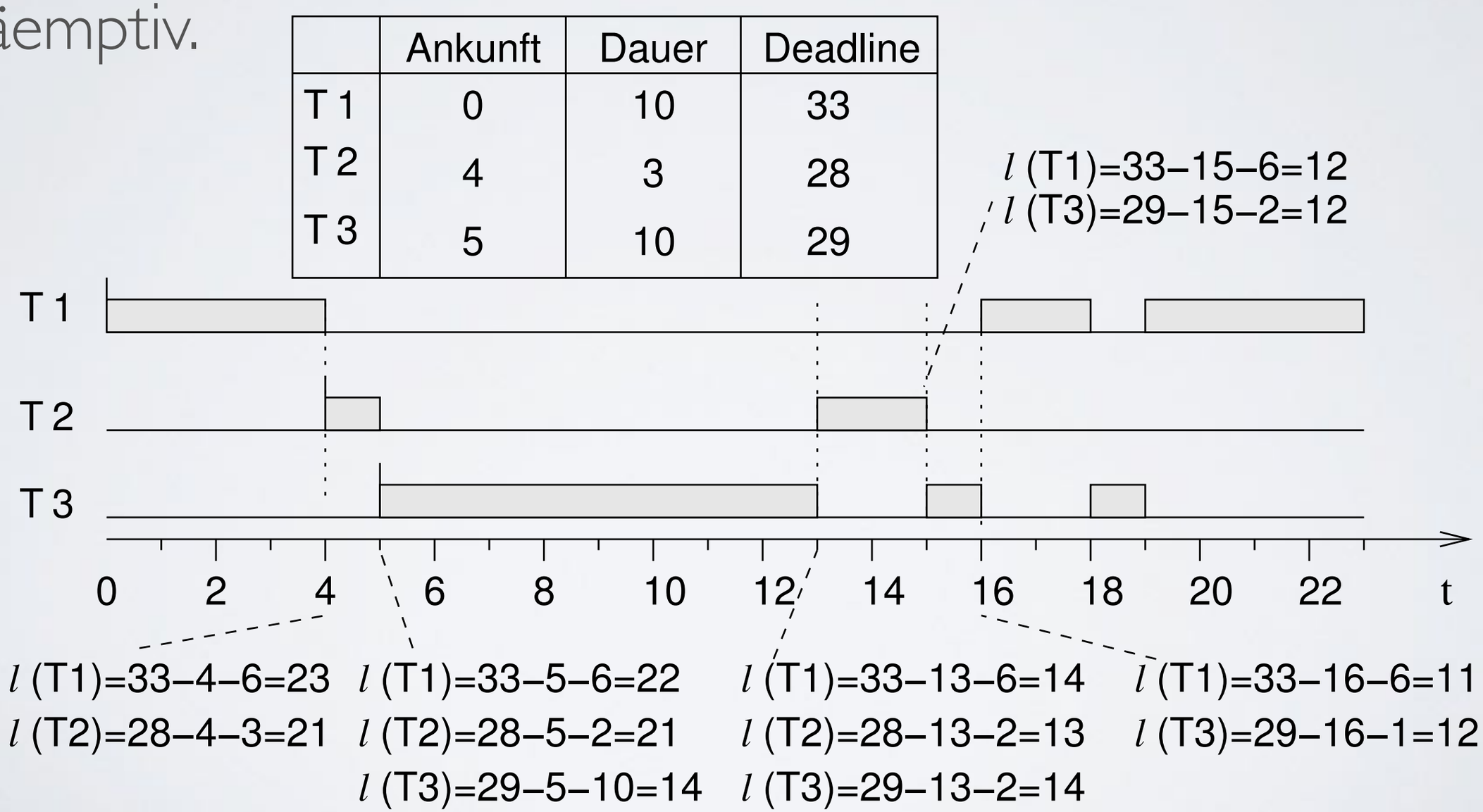
[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Least-Laxity (Geringster Schlupf)

- Prioritäten der Tasks sind monoton fallende Funktion ihres Schlupfs. Schlupf verändert sich dynamisch.

- Präemptiv.

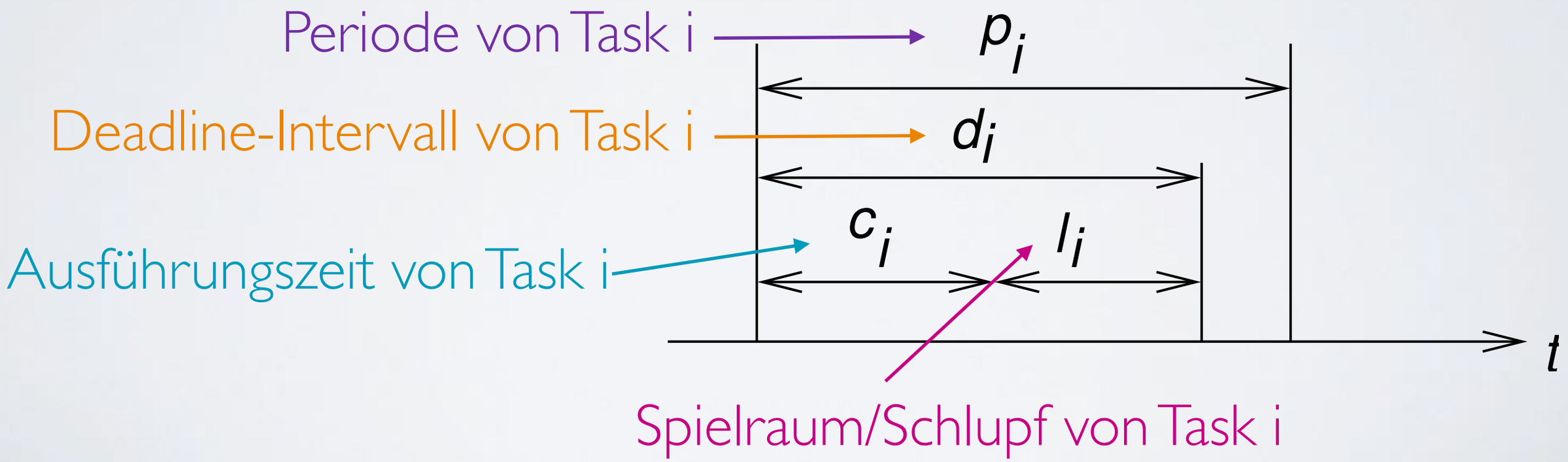
	Ankunft	Dauer	Deadline
T 1	0	10	33
T 2	4	3	28
T 3	5	10	29



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Periodisches Scheduling

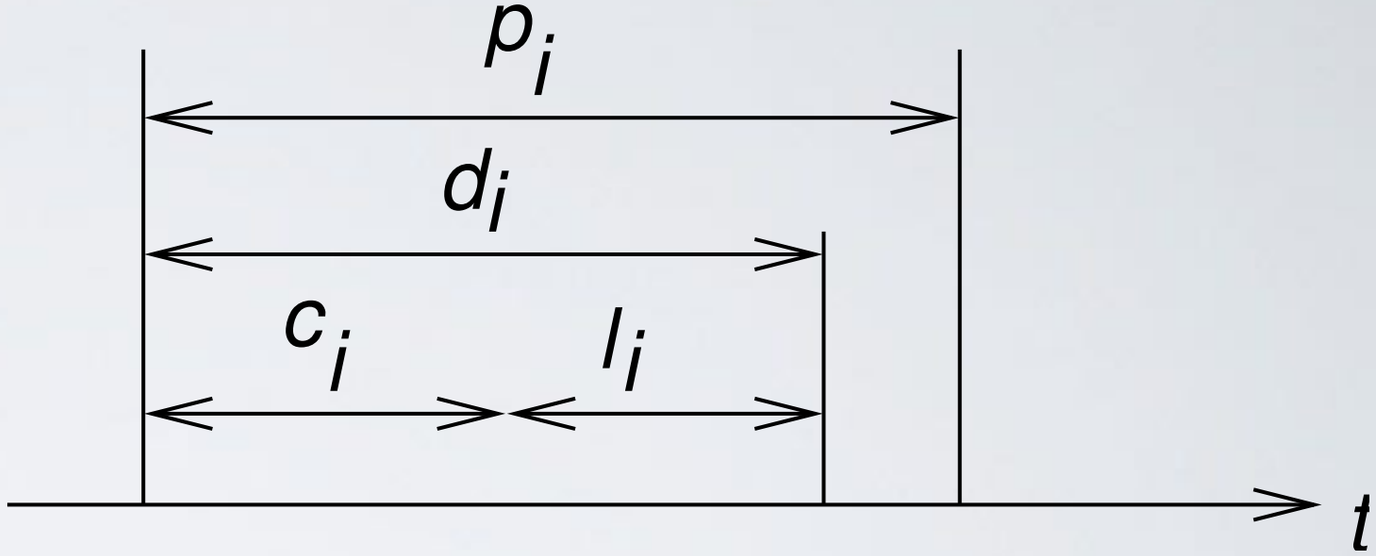
- Jede Ausführung eines Tasks heißt Job.
- Annahme: Die Ausführungszeit aller Jobs eines Task ist gleich.
- Durchschnittliche Prozessauslastung für n Prozesse: $\mu = \sum_{i=1}^{n} c_i / p_i$



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Rate Monotonic Scheduling

- Annahmen:
  - unabhängige Tasks
  - $d_i = p_i$
  - c_i konstant und bekannt
  - bei n Tasks Einhaltung von Deadlines für Auslastung
    $\mu = \sum^{n}_{i=1} c_i / p_i \leq n(2^{1/n}-1)$



- Priorität ist monoton fallende Funktion ihrer Periode, also haben Tasks mit kurzer Periode hohe Priorität.

- Prioritäten statisch.

[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

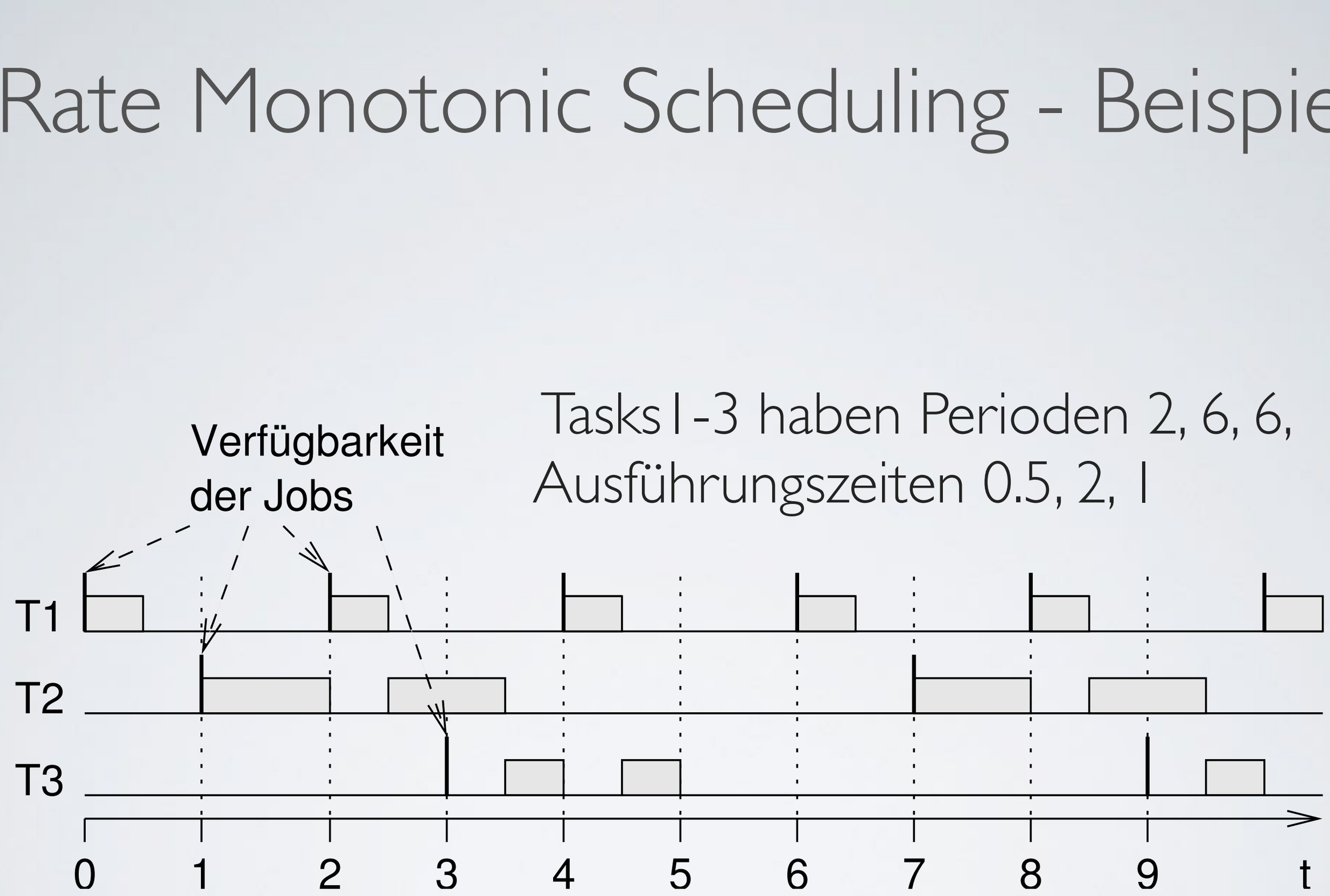
Rate Monotonic Scheduling - Algorithmus

```
/* processes[] is an array of process activation records,
   stored in order of priority, with processes[0] being
   the highest-priority process */
Activation_record processes[NPROCESSES];

void RMA(int current) { /* current = currently executing
process */
  int i;
  /* turn off current process (may be turned back on) */
  processes[current].state = READY_STATE;
  /* find process to start executing */
  for (i = 0; i < NPROCESSES; i++)
      if (processes[i].state == READY_STATE) {
          /* make this the running process */
          processes[i].state == EXECUTING_STATE;
          break;
      }
}
```

[Quelle: Wolf, Computers as Components]

Rate Monotonic Scheduling - Beispiel

Tasks 1-3 haben Perioden 2, 6, 6,
Ausführungszeiten 0.5, 2, 1

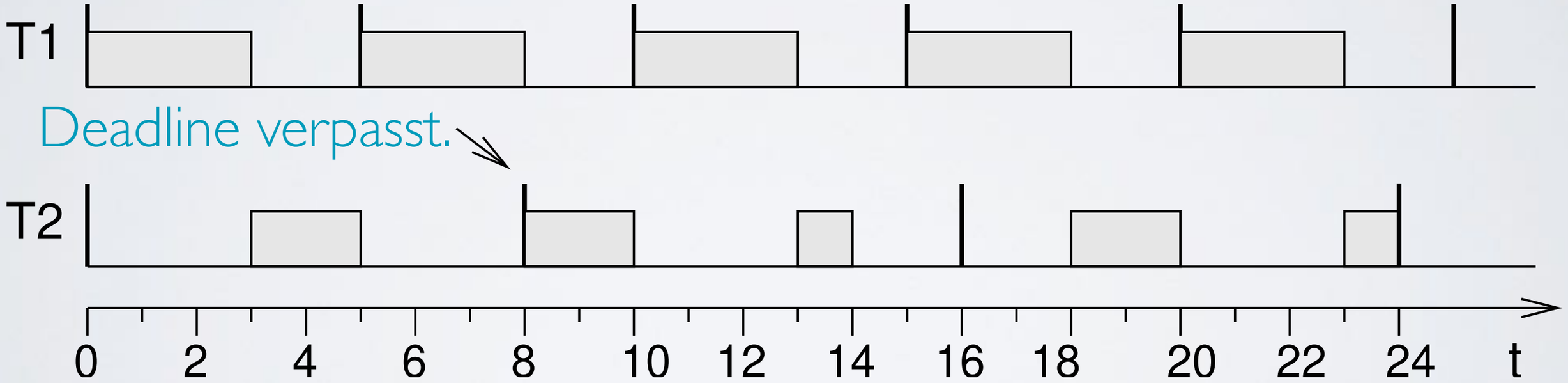


[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Rate Monotonic Scheduling - Beispiel

Task 1: Periode 5, Ausführungszeit 3
Task 2: Periode 8, Ausführungszeit 3

Annahme: Bedingung $\mu \leq n(2^{1/n}-1)$ nicht gegeben



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Rate Monotonic Analysis / RMA

- Analyse des Rate Monotonic Schedulings
- Betrachtung des Falls mit der schlechtesten Antwortzeit
  - Alle Jobs gleichzeitig bereit
  - Kritische Antwortzeit beim niedrig periodisierten Task
- Hier: nur illustrative Betrachtung für zwei Tasks

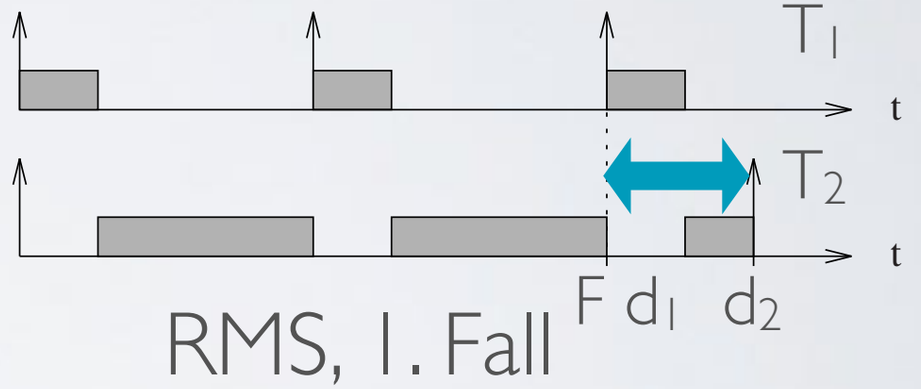
RMA: Optimalität von RMS

- Tasks T_1 und T_2 mit $d_1 < d_2$

Kein RMS

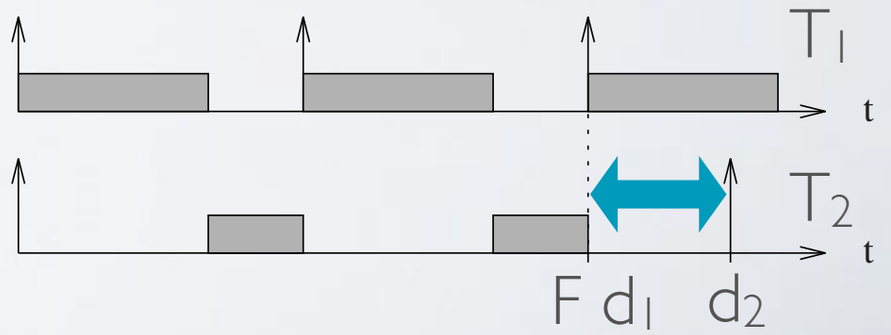
- Wenn beliebiges Scheduling (kein RMS) durchführbar mit $c_1 + c_2 \leq d_1$
- dann auch RM Scheduling ($F = \lfloor d_2/d_1 \rfloor$)

1.Fall: $c_1 < d_2 - F\, d_1$ durchführbar mit $(F+1)\, c_1 + c_2 \leq d_2$



RMS, 1. Fall

2.Fall, $c_1 \geq d_2 - F\, d_1$ durchführbar mit $F\, c_1 + c_2 \leq F\, d_1$



RMS, 2. Fall

[Quelle: Buttazzo, Hard Real-Time Computing Systems]

RMA: Obere Schranke Prozessorauslastung

- Obere Schranke der Prozessorauslastung

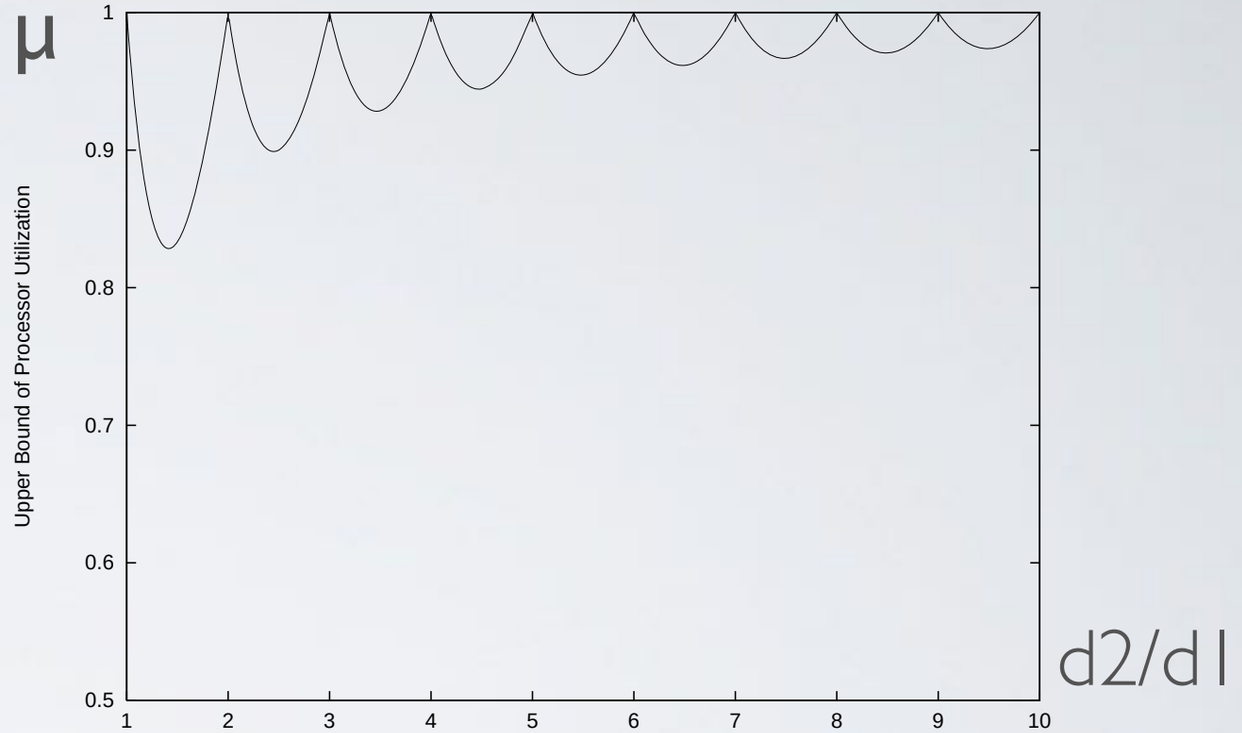
$$\mu = \sum_{i=1}^{n} c_i / p_i \leq n(2^{1/n}-1)$$

- Schritte zur Herleitung für zwei Tasks ($\mu = c_1/d_1 + c_2/d_2$)
  - Einsetzen für c_2 (zwei Fälle) und Bestimmung des Minimums (monoton abfallende Funktion): μ minimal für $c_1 = d_2 - d_1 F$.
  - Einsetzen von $c_1 = d_2 - d_1 F$ in μ ,Vereinfachung mit $G = d_2/d_1 - F$, Bestimmung von F (=1) für Minimum von μ.
  - Bestimmung des Minimums von μ durch Ableitung nach G
  - Ergebnis: $\mu = 2(2^{1/2}-1) \approx 0{,}83$.

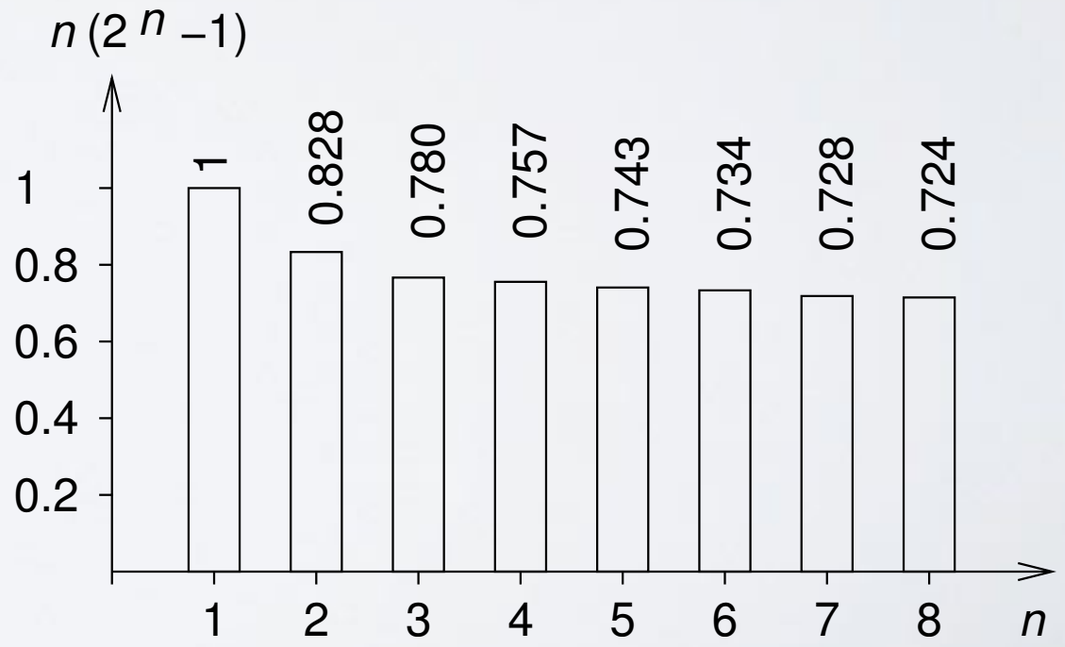
RMA: Obere Schranke Prozessorauslastung

- Wenn Periode aller Tasks ein ganzzahliges Vielfaches des jeweils höheren Task, dann $\mu \leq 1$

- Ansonsten $\mu \leq n(2^{1/n}-1)$



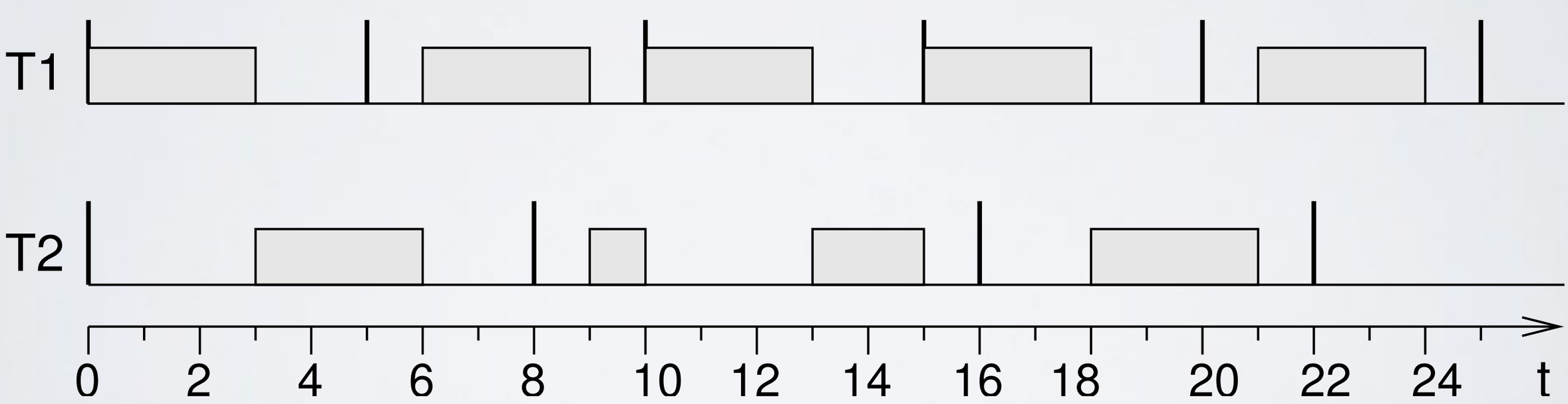
[Quelle: Buttazzo, Hard Real-Time Computing Systems]



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Earliest Deadline First bei periodischen Tasks

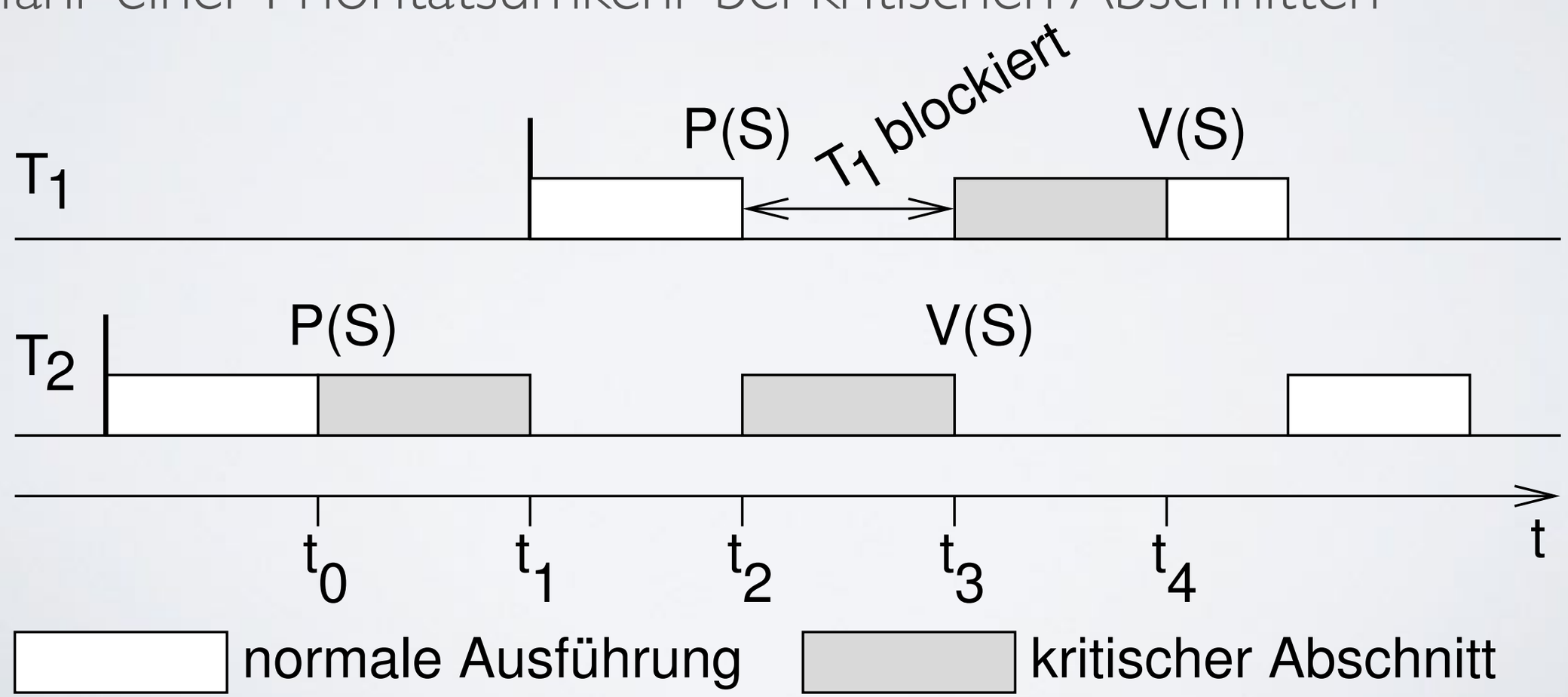
- Dynamische Prioritäten bei periodischen Tasks



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Ressourcen-Zugriffs-Kontrolle

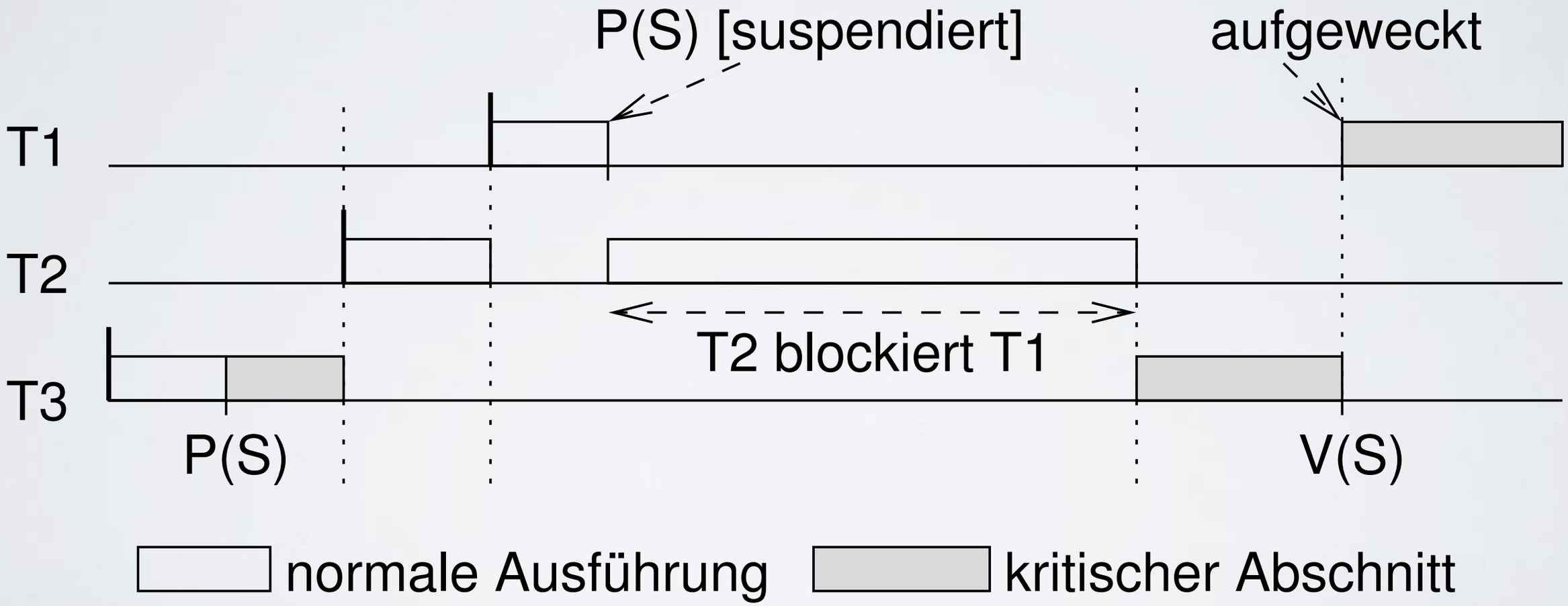
- Kritische Abschnitte: Programmteile mit exklusiven Zugriff
- Mutex (Mutual exclusion) für Zugriffsregelung
  - Anforderung einer Ressource: P(S), Freigabe einer Ressource: V(S)
- Gefahr einer Prioritätsumkehr bei kritischen Abschnitten



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Ressourcen-Zugriffs-Kontrolle

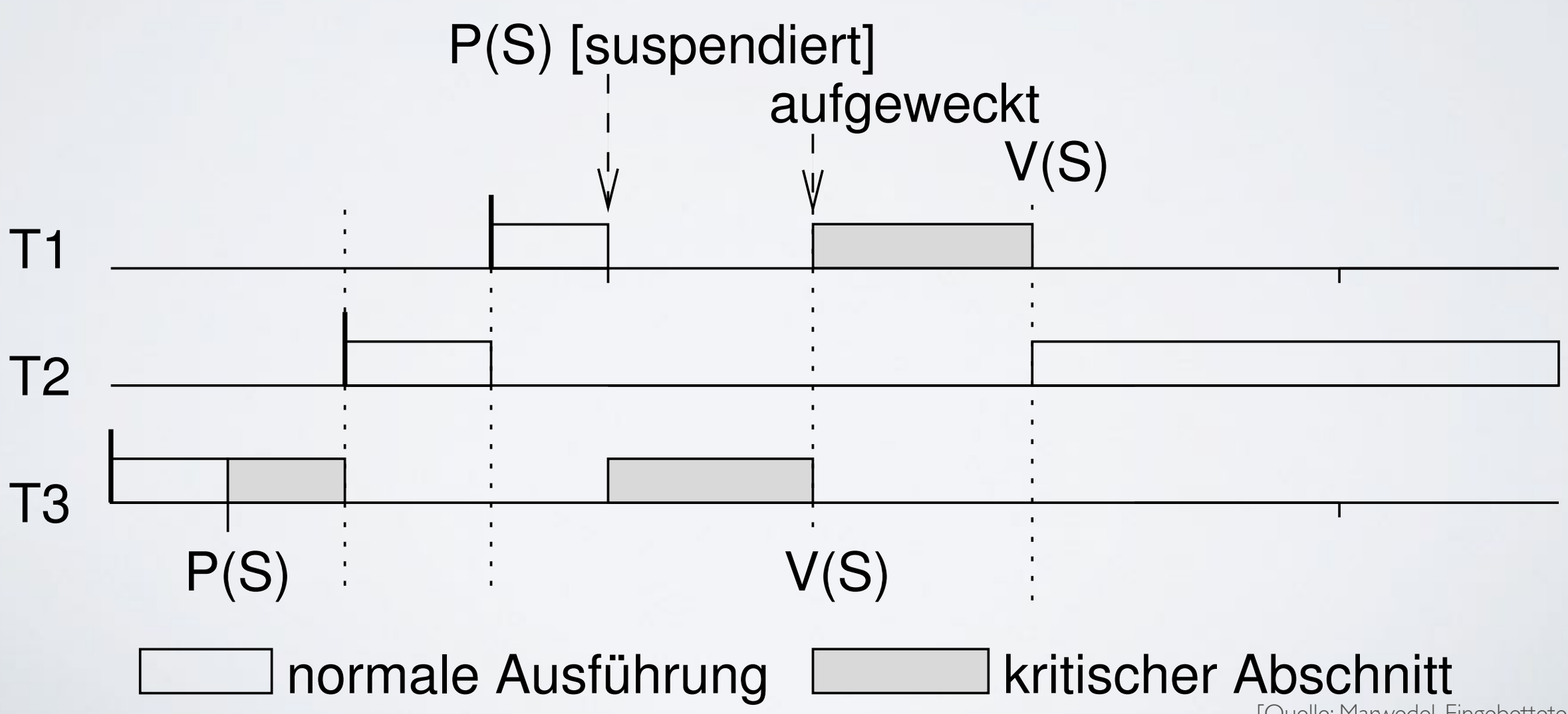
- Prioritäten: T1 > T2 > T3



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Ressourcen-Zugriffs-Kontrolle

- Prioritätsvererbung:
  - P(S): Hochsetzen auf (nur höhere) Priorität von blockierten Tasks
  - V(S): Herabsetzen auf (nur höhere) Priorität von blockierten Tasks oder auf eigene Priorität, Fortsetzung mit Task der höchsten Priorität



[Quelle: Marwedel, Eingebettete Systeme]

Zusammenfassung

- Scheduling und Echtzeit
- WCET
- Harte und weiche Echtzeit
- Diverse Scheduling-Verfahren
- Ressourcen-Zugriffs-Kontrolle

Beispiel einer Anwendung: Elektronische Waage

- Messung einer Verformung bspw. einer Feder über

  - Dehnungsmessstreifen oder

  - Kapazitätsänderung eines Kondensators

- Digitalanzeige

Beispiel einer elektronischen Waage

[Quelle: Wikipedia: http://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Datei:Tischwaage_01_KMJ.jpg&filetimestamp=20070421004816]

Literatur / Quellen

- Buttazzo, *Hard Real-Time Computing Systems*, Springer-Verlag 2011
- Körner, US Patent 6883446, *Quilting method and apparatus,* 11.02.2004
- Marwedel, *Eingebettete Systeme*, Springer-Verlag, 2008
- Wikipedia, *Waage*, http://de.wikipedia.org/wiki/Waage
- Wolf, *Computers as Components*, Morgan Kaufmann, 2012
- **Stand aller Internetquellen: 23.02.2014**