4.3. Prozessorauslastung und Existenz von Ablaufplänen – Admission-Kriterien für RMS

Gegeben sei eine Taskmenge $T = \{\tau_1,\dots,\tau_n\}$, $\tau_i : (t_i, c_i, p_i)$, $i = 1,\dots,n$.

- **Begriffe**

– ***Prozessorauslastung von T***

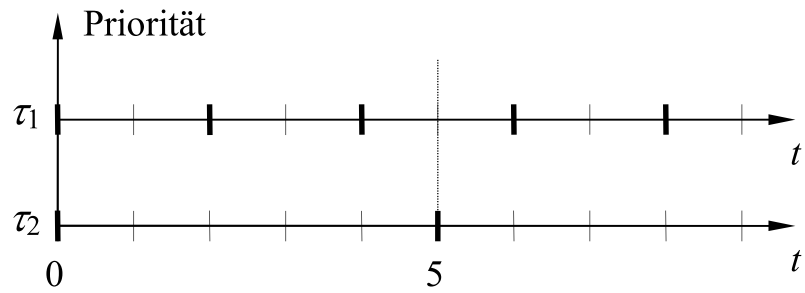
$$U = 1 - p_0 = \sum_{i=1}^{n} \frac{c_i}{t_i}$$

p_0: Stillstandswahrscheinlichkeit

– Aufgabe: Bestimmung eines Wertes U_g, so daß es für alle Taskmengen mit $U \le U_g$ stets einen Ablaufplan gibt. Da RMS optimal, genügt es, U_g bzgl. RMS zu bestimmen.

– ***Beispiel.*** ***4.2. c)*** $U =$

4.2. d) $t_1 = 2$ $c_1 = 0{,}9$ $t_2 = 5$ $c_2 = 2{,}5$ $U =$



– Eine Taskmenge T heißt ***gerade noch einplanbar*** *(fully utilizing the processor, difficult-to-schedule)*, wenn es für T bei der gegebenen Prioritätszuordnung einen ausführbaren Ablaufplan gibt, der jedoch bei Vergrößerung der Bearbeitungszeit einer Task nicht mehr ausführbar ist.

– ***Grenzauslastung, obere Grenze U_g der Prozessorauslastung (maximum schedulable utilization, least upper utilization bound)***

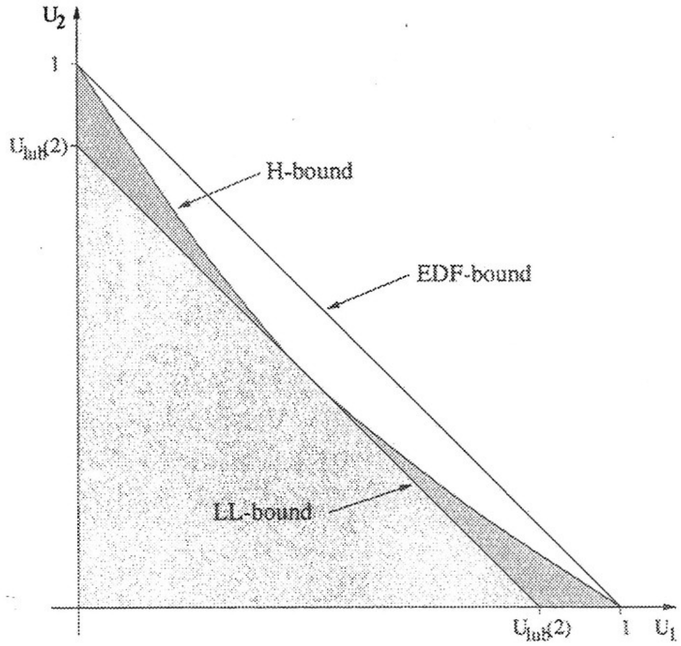
Minimum von U über alle Taskmengen (über alle möglichen Werte von t_i und c_i), die bei RMS gerade noch einplanbar sind.

– ***„Hyperbolische Schranke“*** ((BUTTAZZO et al., 2001)

Ausgangspunkt: Beweis von Satz 4.6: Betrachtet wird T mit

$$t_1 < \ldots < t_n \le 2t_1 \quad \text{und} \quad c_i = t_{i+1} - t_i \;\text{ für }\; i = 1,\ldots,n\text{-}1,\;\; c_n = 2t_1 - t_n.$$

Dann ist $\boxed{\prod_{i=1}^{n} (1 + u_i) \;\le\; 2}$ hinreichend für die Einplanbarkeit von T.



Beispiel 4.4. $t_1 = 3,\; c_1 = 0{,}3;\quad t_2 = 5,\; c_2 = 4 \;\rightarrow\; U_1 = \qquad\quad U_2 =$

$$(1 + u_1)\cdot(1 + u_2) =$$