

Contents

1	placeholder	2
2	Zentrale Beschreibgrößen	2
2.1	placeholder	2
2.1.1	Technischer Prozess	2
2.1.2	Rechenprozesse	3
2.1.3	Systemsoftware	3
2.2	Realzeitbedingungen	3
2.2.1	Auslastungsbedingung	3
2.2.2	Rechtzeitigkeitsbedingung	4
2.2.3	Harte und weiche Realzeit	5
2.3	Systemaspekte	5
2.3.1	Unterbrechbarkeit	5
2.3.2	Prioritäten	6
2.3.3	Ressourcenmanagment	7
3	Systemsoftware	7
3.1	Firmware	7
3.2	RT-OS	7
3.2.1	Systemcall-Interface	8
3.2.2	Taskmanagment	9
3.2.3	Scheduling	13
3.2.4	Singlecore Scheduling	14
3.2.5	Multicore Scheduling	17
3.2.6	Memory Managment	19
3.2.7	I/O Managment	20
4	placeholder4	23
5	placeholder5	23
6	Realzeitnachweis	23
6.1	Zentrale Beschreibungsgrößen (Wiederholung)	23

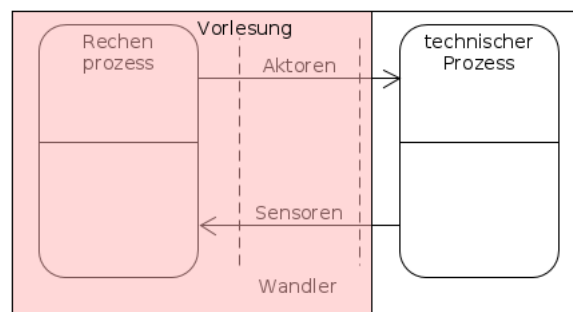
1 placeholder

2 Zentrale Beschreibgrößen

2.1 placeholder

Defintion: Realzeitsystem haben neben Funktionalen Anforderungen auch **zeitliche** Anforderungen.

Ein Realzeitsystem besteht softwaretechnisch aus einer Reihe von Tasks und aus der System-Software.

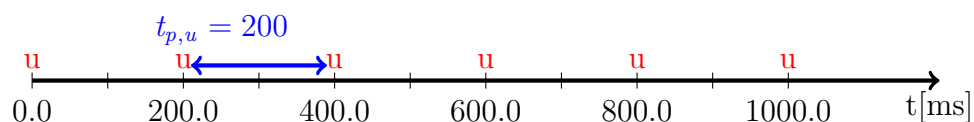


2.1.1 Technischer Prozess

Rechenzeitanforderung = Ereignis von technischen Prozess Releasetime = Zeitpunkt des Auftretens der RZ-Anforderung (RZ/RT = Realzeit)

Beispiel: periodisches Signal **u** alle 200ms

$t_{Release,u,1}$	=	0ms	$t_{Release,u,2}$	=	200ms
$t_{Release,u,3}$	=	400ms	$t_{Release,u,4}$	=	600ms



Prozesszeit = zeitlicher Abstand zwischen zwei **RZ-Anforderungen** gleichen Typs.

$$t_{Pmin,i} = minimal \Rightarrow t_{max,i} = \frac{1}{t_{Pmin,i}}$$

$$t_{Pmax,i} = maximal \leq \text{uninteressant}$$

$t_{Dmin,i}$ = minimal zulässige Reaktionszeit

$t_{Dmax,i}$ = maximal zulässige Reaktionszeit

Airbag:

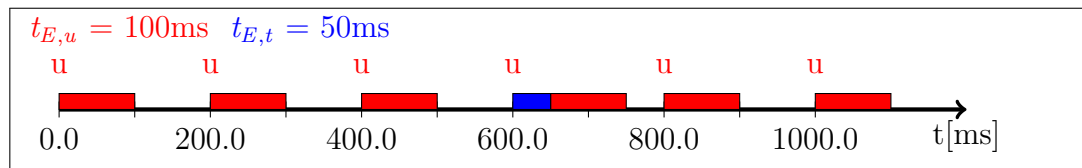
$t_{Dmax} = 50\text{ms}$ (Zeit bis zum Aufschlag) - 30ms (Zeit zum aufblasen) = 20ms

$t_{Dmin} = 0\text{ms}$

Phase = minimal Zeitlicher Abstand zwischen zwei **unterschiedlicher** RZ-Anforderungen $t_{Ph,i,j}$

2.1.2 Rechenprozesse

- Ausführungszeit (Executiontime) = Rechenzeit für eine RZ-Anforderung (ohne Warte oder Schlafzeiten)
- WCET $t_{Emax,i}$ -> Erfahrung oder Messen Worstcase
- BCET $t_{Emin,i} = 0$ Bestcase



- Reaktionszeit $t_{R,i}$ = Zeit zwischen dem Auftreten der RZ-Anforderungen **i** und dem Ende der Bearbeitung.

$T_{Rmax,i}$ = maximale Reaktionszeit

$T_{Rmin,i}$ = minimale Reaktionszeit

$T_{R,i} = t_{W,i} + t_{E,i}$ wobei $t_{W,i}$ Summe aller Wartezeiten

2.1.3 Systemsoftware

- Latenzzeit $t_{L,i}$ = Zeit zwischen dem Auftreten einer RZ-Anforderung und dem Start der Bearbeitung - **Interrupt Latenzzeit** - **Tasklatenzzeit**

2.2 Realzeitbedingungen

2.2.1 Auslastungsbedingung

$\rho_i = \frac{t_{E,i}}{t_{P,i}}$ Auslastung der RZ-Anforderung **i**

$\rho_{max,i} = \frac{t_{Emax,i}}{t_{Pmin,i}}$ Worstcase, max. Auslastung

1. RT Bedingung

$$\rho_{max,ges} = \sum_{j=1}^n \frac{t_{Emax,i}}{t_{Pmin,i}} \leq c$$

j = für alle RZ-Anforderungen, c = Anzahl der Rechnerkerne

Beispiel: 2 RZ-Anforderungen A und B

$$\left. \begin{array}{l} t_{Pmin,A} = 2ms \\ t_{Emax,A} = 0.8ms \end{array} \right\} \rho_{max,A} = \frac{0.8ms}{2ms} = 0.4ms$$

$$\left. \begin{array}{l} t_{Pmin,B} = 1ms \\ t_{Emax,B} = 0.3ms \end{array} \right\} \rho_{max,B} = \frac{0.3ms}{1ms} = 0.3ms$$

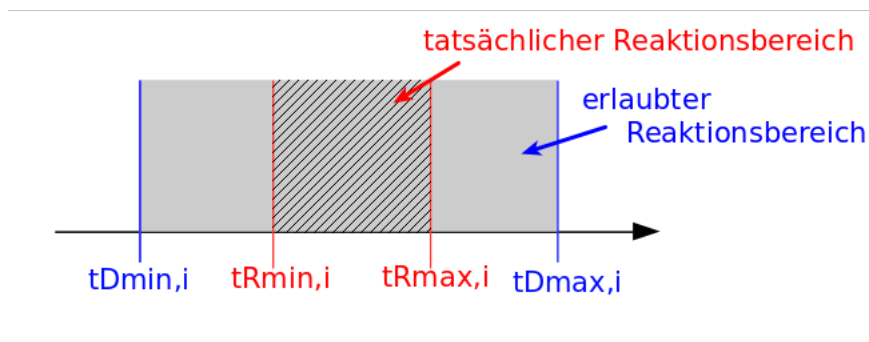
$$\rho_{max,ges} = \rho_{max,A} + \rho_{max,B} = 0.7 = 70\%$$

Annahme Singlecore c = 1 $\rho_{max,ges} \leq c \Rightarrow 0.7 \leq 1$

Auslastungsbedingung erfüllt

2.2.2 Rechtzeitigkeitsbedingung

Für den Realzeitbetrieb muss die tatsächliche Reaktion innerhalb des Zulässigen Reaktionsbereiches erfolgt sein.

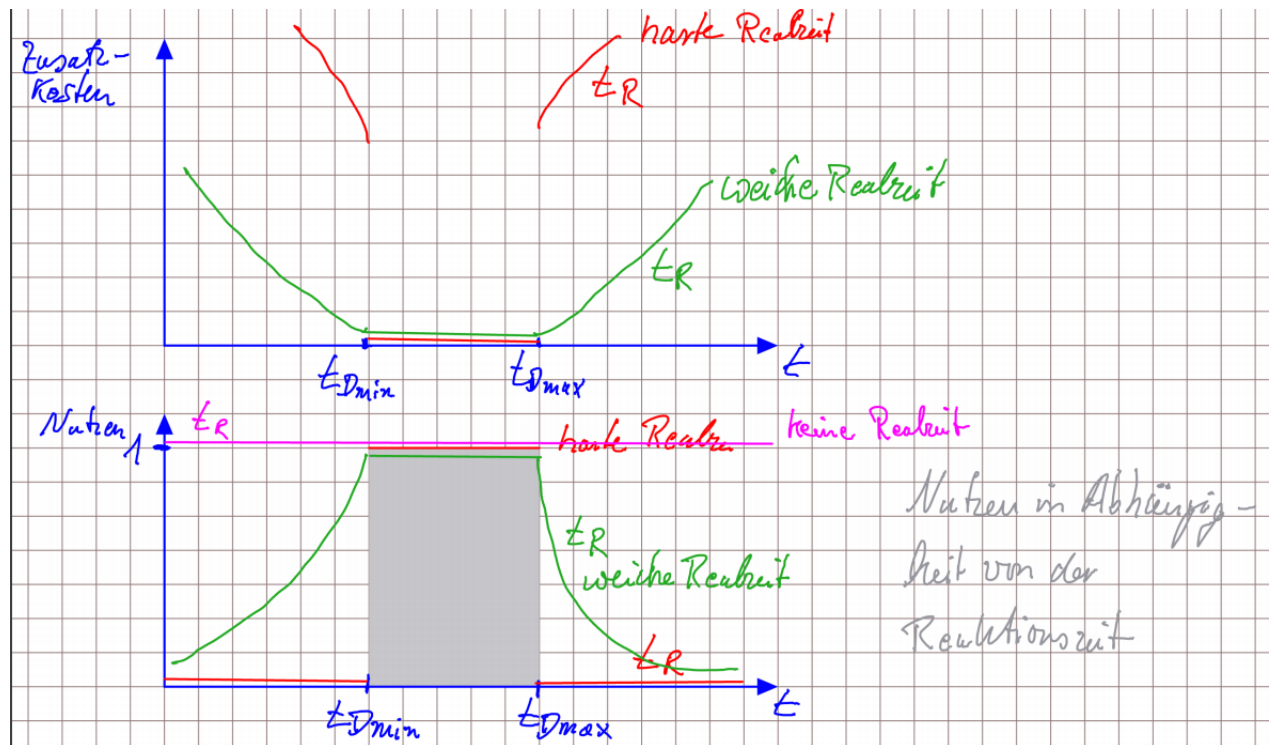


2. RT Bedingung

Für alle RZ-Anforderungen j muss gelten:

$$t_{Dmin,j} \leq t_{Rmin,j} \leq t_{Rmax,j} \leq t_{Dmax,j}$$

2.2.3 Harte und weiche Realzeit



2.3 Systemaspekte

2.3.1 Unterbrechbarkeit

Forderung: Codesequenzen lassen sich in Teilsequenzen unterteilen, die in Korrekter Reihenfolge aber unabhängig voneinander abgearbeitet werden können.

=> notwendig für den Realzeitbetrieb

Begründung: Ein Messwert soll kontinuierlich erfasst werden.

$$t_{Emin,u} = t_{Emax,E} = 0.5ms$$

Jeweils 100 Messwerte (alle 100ms) sollen weiterverarbeitet werden

$$t_{Pmin,w} = 100ms$$

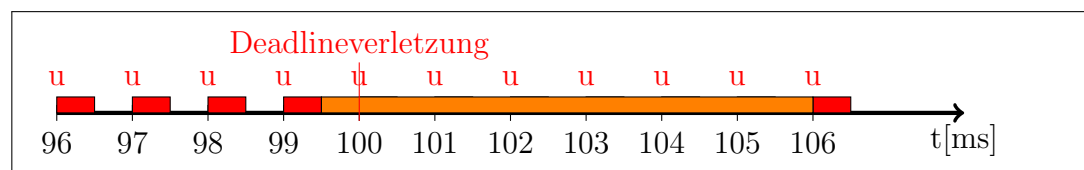
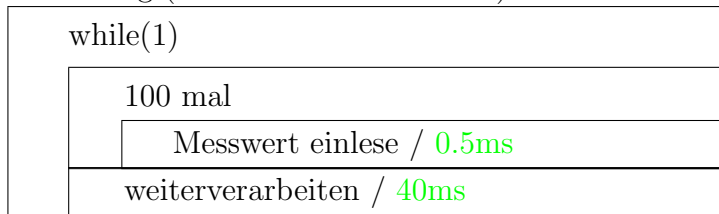
$$t_{Dmin,w} = 0ms$$

$$t_{Dmax,w} = 100ms$$

$$t_{Dmax,w} = 100ms$$

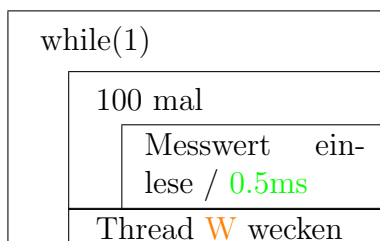
$$t_{Emin,w} = t_{Emax,w} = 40ms$$

Lösung (ohne Unterbrechbarkeit):

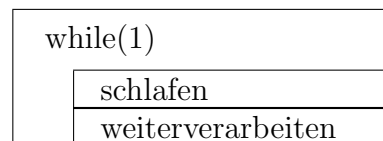


$$\rho_{max,u} = \frac{0.5ms}{1ms} = 0.5; \rho_{max} = \frac{40ms}{100ms} = 0.4 \Rightarrow \rho_{max,ges} = 0.9$$

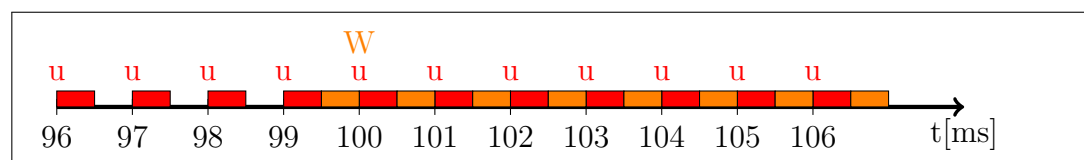
Lösung mit Unterbrechbarkeit:



Thread U



Thread W



Konsequenzen:

- a) Inter-prozess-Kommunikation (IPC) (Sync, Datenaustausch)
- b) Multithreading/Multitasking

2.3.2 Prioritäten

Forderung: Der Systemarchitekt muss einfluss auf die Abarbeitungsreihenfolge mehrerer Tasks nehmen können z.B. über Prioritäten.

2.3.3 Ressourcenmanagement

→ später

3 Systemsoftware

3.1 Firmware

Aufgabe:

- Basisinitialisierung der Hardware
- Diagnose
- Betriebinitialisierung
- Laden + Aktivieren von Codes
- Runtime Services

Ausprägungen:

- BIOS
- UEFI
- Bootloader ("Das U-Boot")
- Monitor Software

3.2 RT-OS

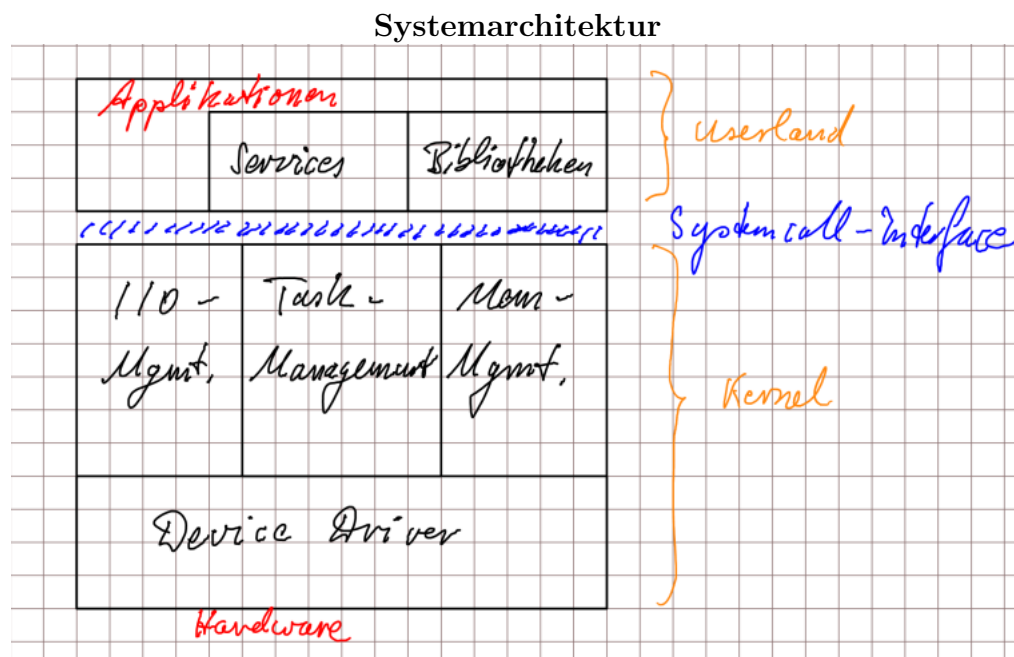
Definition.: Bezeichnung für alle Software-Komponenten, die

- die Ausführung der Applikationen und
- die Verteilung der Betriebsmittel (Memory, Files, CPU, Drucker, ...) ermöglichen, steuern und überwachen.

Anforderungen:

- Zeitverhalten
- Ressourcenverbrauch
- Zuverlässigkeit und Stabilität
- Sicherheit
- Flexibilität und Kompatibilität
- Portierbarkeit
- Skalierbarkeit

Beispiele: Sämtliche Betriebssysteme



3.2.1 Systemcall-Interface

Systemcall = Dienst des Kernels \rightarrow 300-400 Dienste

Beispiele: open(), close(), read(), write(), exit(), fork(), clone(), clock_nanosleep(), kill(), adjtime(),...

Technische Realisierung: SW-Interrupt

Ablauf: `ret = write(fd, "Hello World", 13);`

↓ Systemcall "write" per SW-Interrupt

"int 0x80", "trap", "sysenter"

Systemcall mit `EAX = 4` ← x86 Register

ISR (SW-Interrupt 0x80)

↓ `EAX = 4` → bedeutet write

`vfs.write()`

↓ wertet die übrigen CPU-Register aus

↓ `fd` → entscheidet über den zu nutzenden Gerätetreiber

`driver.write()` → gibt Hardwaretechnisch die Daten aus

3.2.2 Taskmanagment

Aufgabe: Verwaltung der Ressource CPU

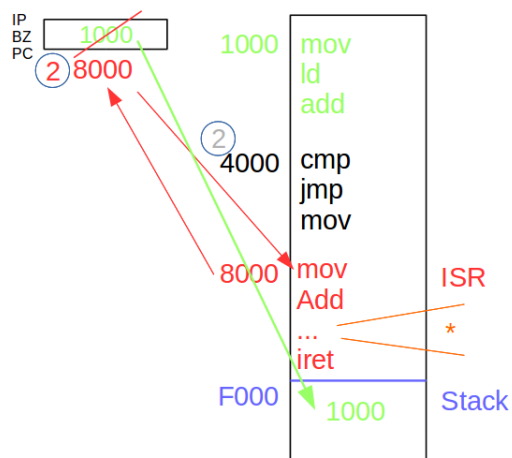
→ quasi parallele Verarbeitung auf einzelnen CPU-Kernen

→ real parallele Verarbeitung auf Multicore-Rechnern

Scheduling = Auswahl des als nächsten zu bearbeiten Jobs

Content Switch = Aktivierung eines Jobs

Singelcore-Scheduling Realisierung: Modifikation der Rücksprungadresse auf dem Stack beim Interrupt.



1. Code an der im IP stehenden Address wird abgearbeitete

2. IR tritt auf

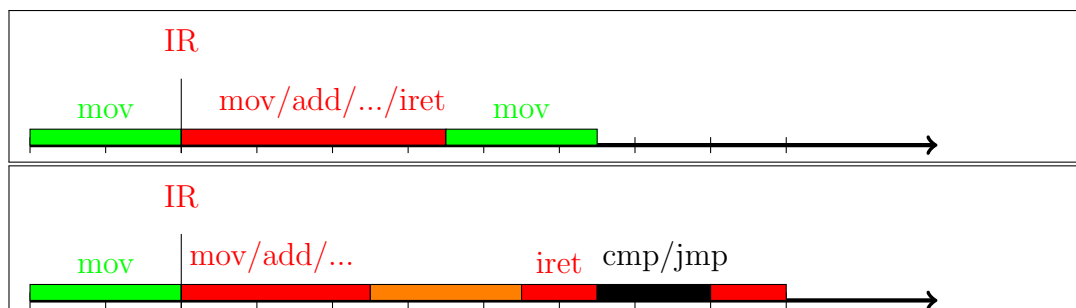
- Inhalt vom IP wird auf den Stack gelegt

- IP wird auf die Adresse der ISR gelegt (CPU arbeitet die ISR ab)

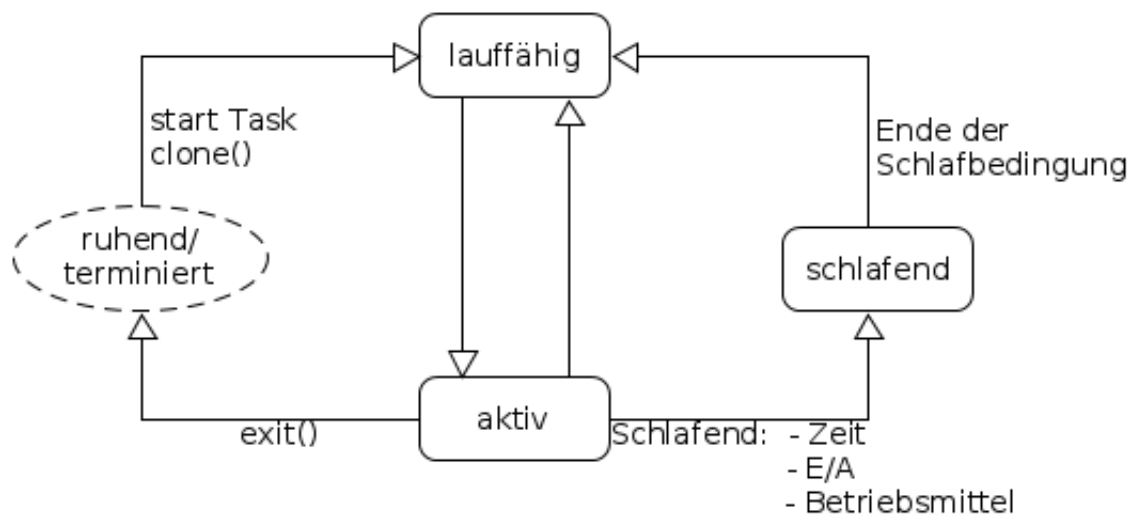
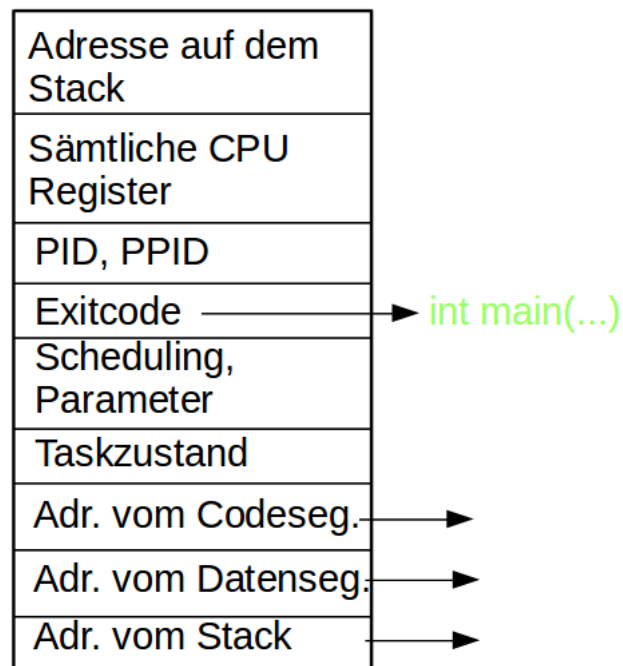
3. Bei `ired` wird die auf dem stack hinterlegte Adresse zurück auf den IP geladen

→ normale Verarbeitung wird fortgesetzt

* zusätzlicher Code der die auf dem Stack liegende Adresse ändert
z.B. die 1000 wird mit 4000 überschrieben



Eine Datenstruktur wird benötigt, um alle Informationen zu einer Code-sequenzen speichern(Job, Rechenprozess): [Task Control Block \(TCB\)](#)

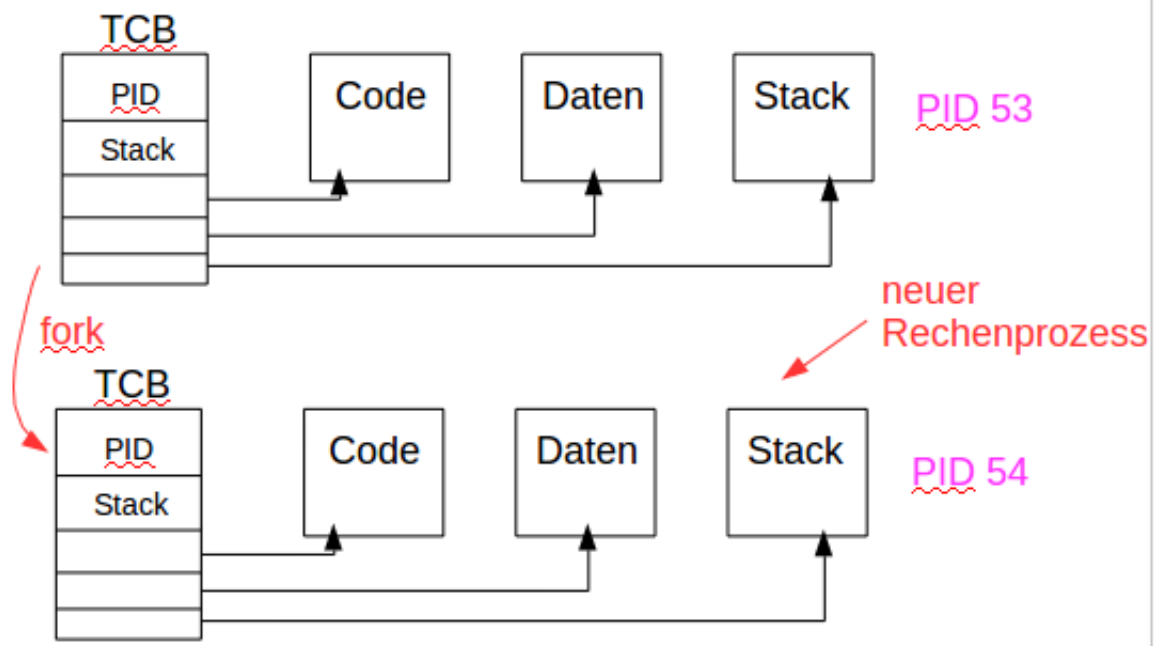


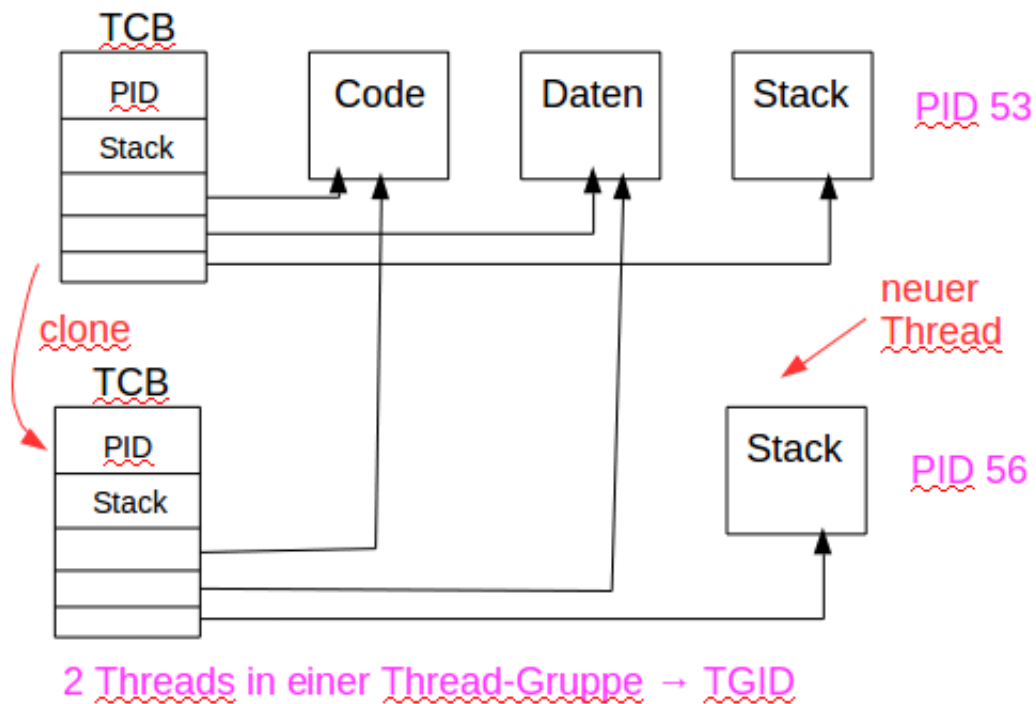
Erzeugen von Rechenprozessen Neue Jobs werden durch Kopieren von

- TCB

- Stack-Segment
- Code-Segment
- Daten Segment
- Neue PID vergeben

erzeugt





Threads einer Threadgruppe teilen sich Code- und Datensegment Vorteil:

- Speicherplatzersparnis
- schnell erzeugt
- einfache IPC (Inter Process Communication)

Nachteil:

- Safety: Ein amok laufender Thread bringt die gesamte Threadgruppe in einen inkonsistenten Zustand.

3.2.3 Scheduling

Def.: Auswahl der Task, die arbeiten/rechnen darf

Content Switch: Aktivierung der ausgewählten Task

Statisches Scheduling: Bedarfsituation ist bekannt

↳ Reihenfolge (Plan) kann im vorhinein festgelegt werden (SPS)

Dynamisches Scheduling: Die Auswahl erfolgt auf Basis der aktuellen Bedarfssituation (z.B. PC, Smartphone)

Singlecore Scheduling: Quasiparallele Verarbeitung auf einem CPU-Kern

Multicore Scheduling: Realparallele Verarbeitung auf mehreren CPU-Kernen

↳ Verteilungsaufgabe Preemption Point: Auftreten einer RF-Anforderung \rightarrow Interrupt Service Routine(ISR) wird aktiv \rightarrow Scheduling

3.2.4 Singlecore Scheduling

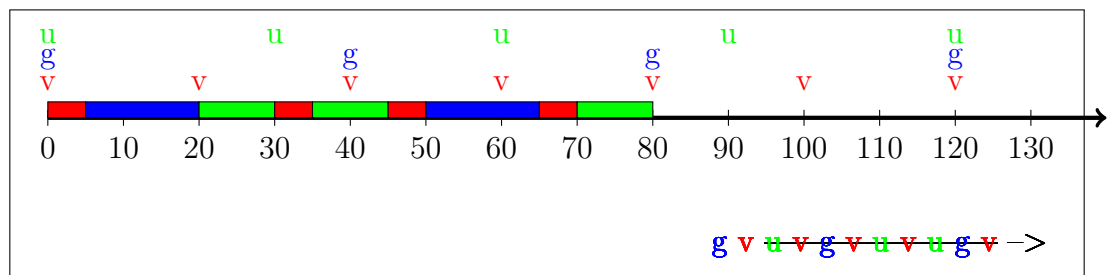
Table 1: Beispieldaten:

RZ-Anf	t_{Pmin}	t_{Dmin}	t_{Dmax}	t_{Emin}	t_{Emax}
v	20ms	0ms	20ms	1ms	5ms
g	40ms	0ms	40ms	1ms	15ms
u	30ms	0ms	30ms	1ms	10ms

First come First Serve (FCFS, FIFO)

- Lauffähige Jobs werden gemäß Auftrittszeitpunkt in eine Queue eingeführt
- Der erste Job in der Liste wird ausgewählt
- Er darf solange die CPU benutzen (rechnen) bis
 - a) er sich schlafen legt
 - b) er sich beendet

Ein "aufgeweckter" Job wird an den Anfang der Queue gestellt und unterbricht den laufenden Job nicht.

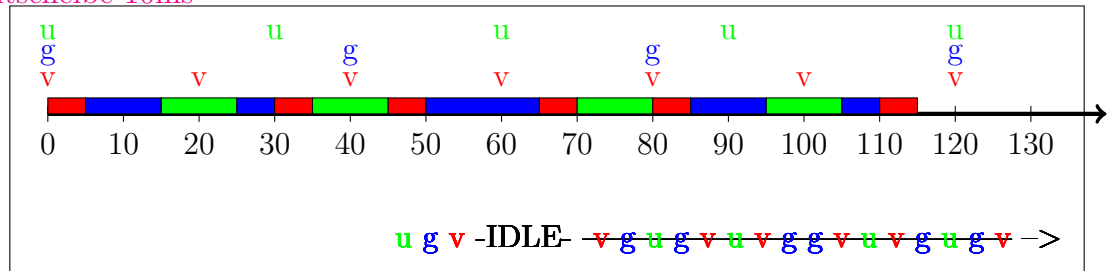


Zeitscheibenverfahren (Round Robin, Rate Monotonic)

- Lauffähige Jobs werden gemäß Auftrittszeitpunkt in eine Queue eingehängt
- Der erste Job in der Liste wird ausgewählt
- Er darf die CPU benutzen bis
 - a) er sich schlafen legt

- b) er sich beendet
- c) seine Zeitscheibe (Quantum) aufgebraucht ist
- Ein aufgeweckter Job wird ans Ende der Queue angehängt

Zeitscheibe 10ms



Prioritätengesteuertes Scheduling

- Jedem Job wird eine Priorität zugewiesen
- Der **Lauffähige** Job mit der höchsten Priorität wird ausgewählt
- Er darf rechnen bis
 - a) er sich schlafen legt
 - b) er sich beendet
 - c) ein Job mit höherer Prio Lauffähig wird

Problem: Verteilung der Prioritäten

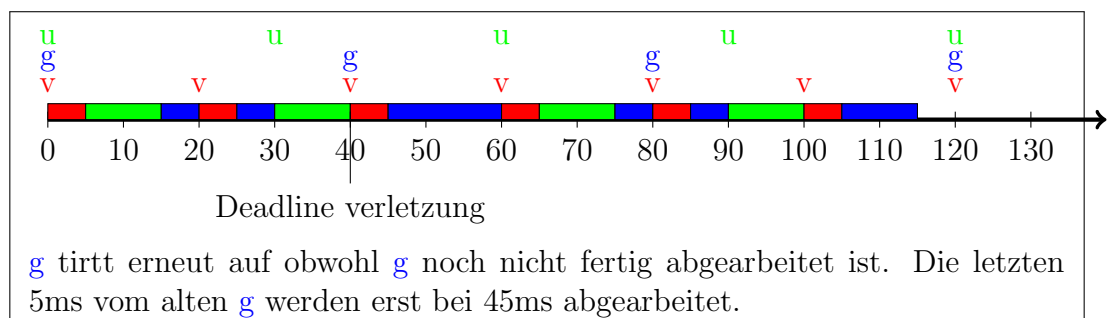
kurze $t_{E_{max}}$ und kurze $t_{P_{min}}$ -> hohe Prio

Gibt es zwischen $t_{E,i}$ und $t_{P,i}$ keine Korrelation hilft bei der Prioritätenverteilung nur ausprobieren!

Beispiel: V = 1 (höchste Prio)

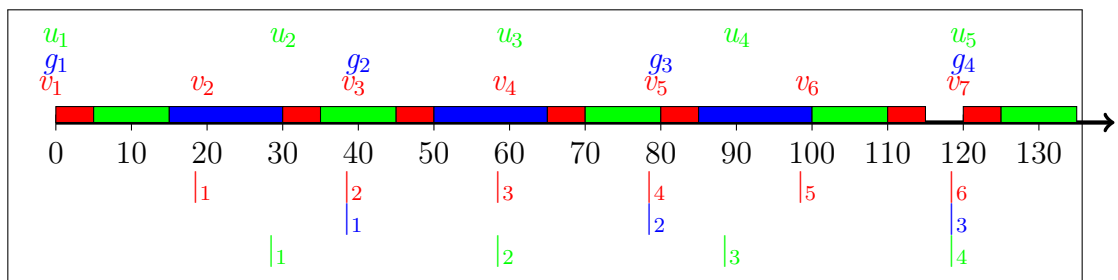
G = 3 (niedrigste Prio)

U = 2 (mittlere Prio)



Deadline-Scheduling (Earliest Deadline First)

- Der Lauffähige Job, der als erstes fertig sein muss (t_{Dmax}) darf rechnen.
- Er darf arbeiten bis
 - a) er sich schlafen legt
 - b) er sich beendet
 - c) ein Job Lauffähig wird, der früher abgeschlossen sein muss.



Eignung für RT-Systeme: **optimales Verfahren**

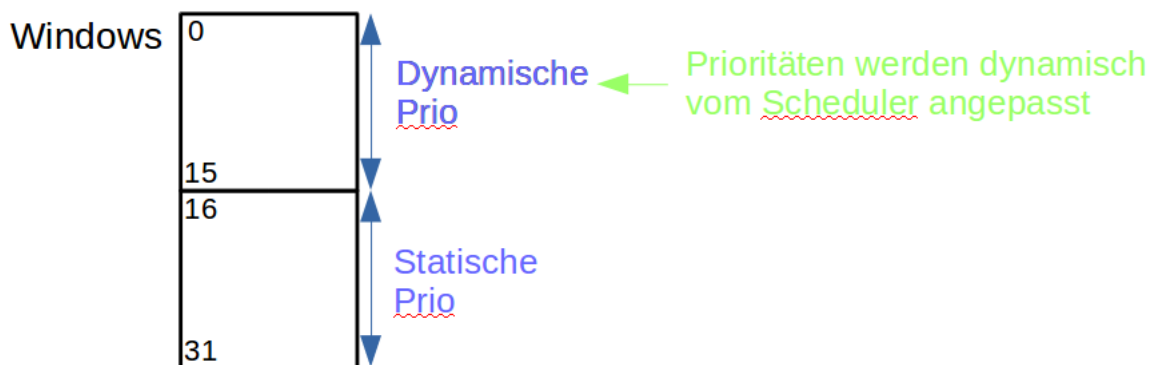
Kombinierte Schedulingverfahren

- Prioritätengesteuertes Scheduling \rightarrow Prioritätsebene
- Jobs mit gleiche Priorität (=auf gleicher Prioritätsebene)

werden gemaess $\left. \begin{array}{l} a) RoundRobin \\ b) FCFS(FIFO) \end{array} \right\}$ Posix-Scheduling

gescheduled \Rightarrow Linux,

VxWorks, Windows
Round Robin



Linux: Prioritäten per Konsole vergeben: `chrt 69 ./carrera //` werte von 0..99

Konzept der Scheduling Klassen:

- 0 Stop-Sched-Class
- 1 Prioritäten gesteuertes Scheduling
- 2 EDF (Earliest Deadline first)
- 3 CFS (Completely Fair Scheduling)
- 4 Idle Shed. Class

3.2.5 Multicore Scheduling

Aufgabe: Verteilung der Jobs auf die CPU-Kerne, so dass unsere Zeitbedingungen eingehalten werden und das System (energie-)effizient arbeitet.

Lösungen:

- 1. Partitioniert Scheduling
Tasks werden auf die CPU-Kerne Statisch verteilt.(per Hand)
- 2. Semipartitioniertes Scheduling
task werden in Gruppen auf die CPU-Kerne verteilt.
- 3. Globales Scheduling
Scheduler verteilt die Tasks auf Basis der aktuellen Lastsituation.

Taskmigration: Verschiebung von Tasks auf andere CPU-Kerne
Problemstellung:

- **Kosten** der Taskmigration sind abhängig von der eingesetzten Hardware
- **Nutzen** ist abhängig von der eingesetzten Hardware

Hardware-Architekturen SMP: Symmetirc Multi Processing (= alle CPU Kerne sind gleich)

Kosten: mittel

Nutzen: mittel

SMT: Symmetric Multi Threading (Hyperthreading, = Verdopplung der Instruction Pipeline)

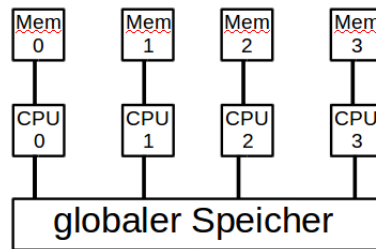
Kosten: niedrig

Nutzen: niedrig

NUMA: Non Uniform memory Architecture

Kosten: hoch

Nutzen: hoch



bigLITTLE-Architektur: (z.B. 4(starke) + 4(schwache) Kerne)

Optimierungsziel: Energieeffizienz

Kosten(in Hinblick auf Leistung) = SMP(mittel)

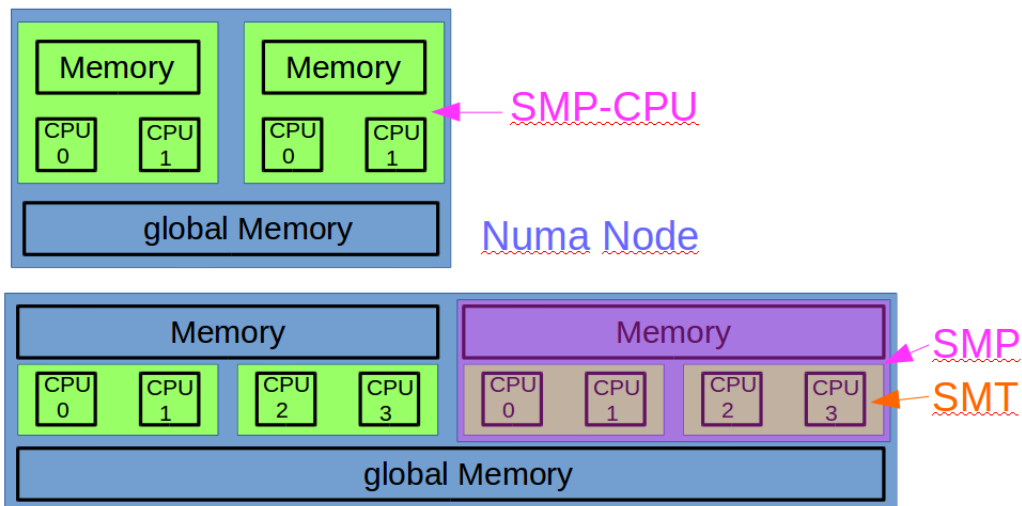
Nutzen = SMP(mittel)

AMP: Asymmetric Multiprocessing (unterschiedliche CPU-Kerne)

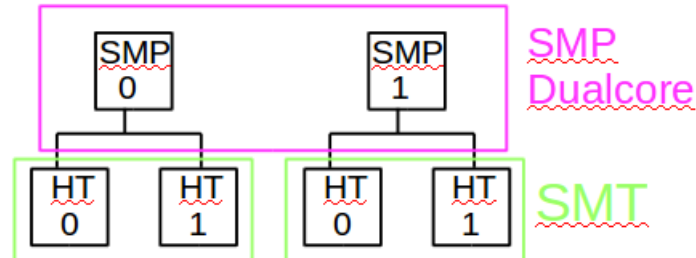
Kosten: hoch

Nutzen: je nach Anwendung

=> wird in der Praxis über Partitioniertes Scheduling genutzt.



Linux bildet beim Booten eine **Scheduling Domain**



Der Multicore Scheduler balanziert die last innerhalb einer Scheduling Domain -> sorgt für ausgeglichen Lastverhältnisse.

Die einzelnen Cores verwenden einen Single-Core Scheduler. Unter Linux ist der name der Rechenprozesse, die für Multicore-Scheduling zuständig sind "migration".

Der Multi-Core Scheduler wird aktiv:

- exit()
- pthread_create(), clone(), fork()
- clock_nanosleep()
- zeitgesteuert

3.2.6 Memory Managment

Aufgaben:

- Speicherschutz
- Adressumsetzung
- virtuellen Speicher zur verfügung stellen
- erweiterten Speicher zur verfügung stellen

Technologien:

1. Segmentierung
2. Paging (Seitenorientierung)

Segmentierung

GRAFIK

Paging

GRAFIK

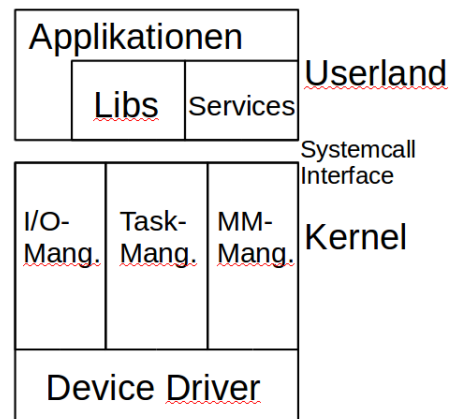
Auf 32 Bit Systemen: Two Level Paging
Auf 64 Bit Systemen: Three Level paging

Konsequenz: Um eine Variable aus dem Hauptspeicher zu lesen, sind auf einem 32 Bit System 3 Hauptspeicherzugriffe notwendig.
=> zur Optimierung TCB (Cache)
Außerdem: In den Page Directories sind die obersten Einträge (auf 32Bit 15 Byte) für den Kernspace reserviert.

3.2.7 I/O Managment

Aufgabe:

- a) Einheitliche API für den HW Zugriff
- b) Systemkonforme Integration von Hardware über Gerätetreiber
- c) Strukturierter Zugriff auf Daten (Filesystem)



API: `open`, `cloes()`, `read()`, `write()`, `ioctl()`, `fcntl()`, `seek()`

Hintergrund: Direct I/O - Bufferd I/O

`printf("\n Hallo");` <- Buffered

`printf(" Hallo \n");`

Buffered I/O => Daten werden aus Performance-Gründen zwischengespeichert. Reale Ausgabe erfolgt, wenn der Zwischenspeicher (Buffer) voll ist oder wenn ein "\n" kommt.

`fopen(), fclose(), fprintf(), fwrite(), fread(), fflush()`

Direct I/O => Ein-/Ausgabe-Aufrufe werden direkt ausgeführt.

Kontrollfluss (Wann?, Unter welchen Umständen?)

Zugriffsarten:

- Blockierend
- nicht Blockierend
- Asynchron

a) Blockierend

Beispiel "read": Job schläft, bis die angeforderten Daten zur Verfügung stehen -> Carrear Bahn, eigene Spur

b) Nicht Blockierend `fd = open("dev/carrera", O_RDWR|O_NONBLOCK)`

Beispiel "read": Job bekommt die angeforderten Daten oder die Information, dass zu Zeit des Aufrufes keine Daten zur Verfügung stehen.

-> Job wird nicht schlafen gelegt.

c) Asynchron

Aufträge werden dem Kernel übergeben und das Resultat zu einem späteren zeitpunkt abgeholt.

Systemkonforme Integration von Hardware über Gerätetreiber

Idee: open, close, read, write, ... bieten einen einheitlichen Zugriff auf unterschiedliche Peripherie

Außerdem: Applikationen sollen keinesfalls direkt auf Peripherie zugreifen können (Safety)

Und: Applikationen sollen keine Details der Hardware (z.B. Adressen, Bit-maskierungen, Gerätetreiber) kennen müssen.

GRAFIK

Filesysteme Strukturen zur Ablage von Daten auf Hintergrundspeicher in hierarchisch organisierten Dateien.

Beispiel: Ext4, NTFS, FAT32, exFat, JFFS2, ISO9660, ...

Merkmale:

- maximale FileSystem-Größe
- Anzahl Dateien
- maximale Datei Größe
- Attribute
- Zugriffszeit

4 placeholder4

5 placeholder5

6 Realzeitnachweis bei Prioritätengesteuerten und EDF-Scheduling

6.1 Zentrale Beschreibungsgrößen (Wiederholung)

Technischer prozess:

- $t_{p,i}$ = Prozesszeit, zeitlicher Abstand zwischen zwei RT-Anforderungen i
 $t_{Pmin,i}$
- $t_{Dmin,i}$ = minimal zulässige Reaktionszeit
- $t_{Dmax,i}$ = maximal zulässige Reaktionszeit
- $t_{Ph,i}$ = Phase, zeitlicher Abstand zwischen zwei unterschiedlicher Ereignisse

Rechenprozesse:

- $t_{Emin,i}$ = minimale Ausführungszeit BCET
- $t_{Emax,i}$ = maximale Ausführungszeit WCET
- $t_{Rmin,i}$ = minimale Reaktionszeit
- $t_{Rmax,i}$ = maximale Reaktionszeit
 - ↳ Zeitlicher Abstand zwischen dem Eintreffen einer RT-Anforderung i und dem Ende der Bearbeitung
- $t_{W,i}$ = Wartezeit, Summe der Zeiten, in der eine Codesequenz arbeiten könnte, aber nicht dran kommt.

Systemsoftware:

- $t_{L,i}$ = Latenzzeit, zeitlicher Abstand zwischen dem Eintreffen einer RT-Anforderung i und dem Start der Bearbeitung
- Schedulingverfahren

1. RT Bedingung

$$\rho_{max,ges} = \sum_{j=1}^n \frac{t_{Emax,i}}{t_{Pin,i}} \leq c$$

j = für alle RZ-Anforderungen, c = Anzahl der Rechnerkerne

2. RT Bedingung

Für alle RZ-Anforderungen j muss gelten:

$$t_{Dmin,j} \leq t_{Rmin,j} \leq t_{Rmax,j} \leq t_{Dmax,j}$$

$$\text{Utilization } u = \sum_{j=1}^n \frac{t_{Emax,j}}{\min(t_{Dmax,j}, t_{Pmin,j})}$$

Realzeitnachweis bei prioritätengesteuerten Scheduling

1. Schritt: Anforderungen und zeitliche Parameter der Lösung zusammenstellen.

2. Schritt: Utilization überprüfen

Realzeitbedingungen werden grundsätzlich eingehalten, falls

$$u \leq n \times (2^{\frac{1}{n}} - 1) \text{ wobei } n = \text{Anzahl der Threads/Tasks, RT-Anforderungen}$$

$$n = 1 \Rightarrow u \leq 100\%$$

$$n = 2 \Rightarrow u \leq 82.8\%$$

$$n = 3 \Rightarrow u \leq 78\%$$

$$n \rightarrow \infty \Rightarrow u \leq 69.3\%$$

3. Schritt: 2. Realzeitbedingung überprüfen (falls $u \leq n \times (2^{\frac{1}{n}} - 1)$)

Problem: Bestimmung von t_{Rmax}

Idee: Die t_{Emax} der höhern oder gleich Priorität Tasks werden aufsummiert über die Zeit (= Arbeit für den Rechner zum Zeitpunkt t). Es wird der

Zeitpunkt gesucht, an dem die benötigte Zeit nicht mehr größer als die zur Verfügung gestellte Rechenzeit ist.

$$t_{c,p}(t) = \sum_{j \in J} \left\lceil \frac{t}{t_{Pmin,j}} \right\rceil \times t_{Emax,j}$$

J = alle höher oder gleich Prioren Jobs

p = Priorität

Die zur Verfügung stehende Rechenzeit ergibt sich zu

$$t_{available}(t) = t$$

Gesucht ist damit die Lösung der Gleichung

$$t_c(t) = t$$

Diese Gleichung lässt sich iterativ lösen:

$$\text{Startwert: } t_p^{(1) < -Iterationsschritt} = \sum_{j \in J} t_{Emax,j}$$

$$\text{Iteration: } t_p^{(l+1)} = t_{c,p}(t_p^{(l)}) = \sum \left\lceil \frac{t_p^{(l)}}{t_{Pmin,j}} \right\rceil \times t_{Emax,j}$$

$$\text{Abbruch: } t_p^{(l)} == t_p^{(l+1)} \quad t_{Rmax,p} = t_p^{(l)}$$

Beispiel: