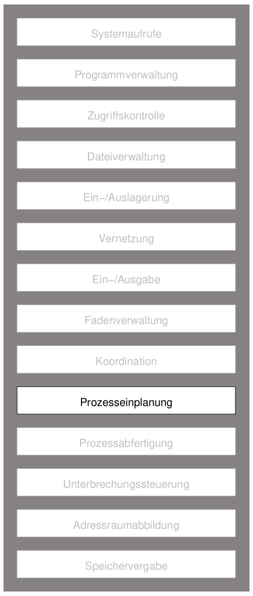
Prozesseinplanung



Uniprozessor-Scheduling für den *Allgemeinzweckbetrieb*

- Abfertigungszustände und Zustandsübergänge
- grundlegende Verfahrensweisen
- Fallstudien

$\left.\begin{array}{r}\text{Multiprozessor}\\ \text{Echtzeit}\end{array}\right\}$-Scheduling im Hauptstudium

☞ Klassifikation, Kriterien: Folien 6-65 bis 6-75

Abfertigungszustände

Jedem Prozess ist in Anhängigkeit von der Einplanungsebene ein *logischer Zustand* zugeordnet, der den Abfertigungszustand zu einem Zeitpunkt angibt:

kurzfristig (*short-term scheduling*)

- bereit, laufend, blockiert

mittelfristig (*medium-term scheduling*)

- schwebend bereit, schwebend blockiert

langfristig (*long-term scheduling*)

- erzeugt, gestoppt, beendet

Kurzfristige Einplanung

bereit (*ready*) zur Ausführung durch den Prozessor (die CPU)

- der Prozess ist auf der Warteliste für die CPU-Zuteilung (*ready list*)
- seine Listenposition bestimmt sich durch das Einplanungsverfahren

laufend (*running*), Zuteilung des Betriebsmittels „CPU“ ist erfolgt

- der Prozess führt Berechnungen durch, er vollzieht seinen CPU-Stoß
- für jeden Prozessor gibt es zu einem Zeitpunkt nur einen laufenden Prozess

blockiert (*blocked*) auf ein bestimmtes Ereignis

- der Prozess führt „Ein-/Ausgabe“ durch, er vollzieht seinen E/A-Stoß
- er erwartet die Erfüllung mindestens einer Bedingung (✗ Kap. 7/8)

Mittelfristige Einplanung

Ein Prozess ist komplett ausgelagert, d. h., der Inhalt seines gesamten Adressraums wurde in den Hintergrundspeicher verschoben (*swap-out*) und der von dem Prozess belegte Vordergrundspeicher wurde freigegeben. Die Einlagerung (*swap-in*) des Adressraums ist abzuwarten:

schwebend bereit (*ready suspend*)

- die CPU-Zuteilung (☞ „bereit“) ist außer Kraft gesetzt
- der Prozess ist auf der Warteliste für die Speicherzuteilung

schwebend blockiert (*blocked suspend*)

- der Prozess erwartet weiterhin ein Ereignis (☞ „blockiert“)
- tritt das Ereignis ein, wird der Prozess „schwebend bereit“

Langfristige Einplanung

erzeugt (*created*) und fertig zur Programmverarbeitung ☞ `fork(2)`

- der Prozess ist instanziiert, ihm wurde ein Programm zugeordnet
- ggf. steht die Zuteilung des Betriebsmittels „Speicher“ jedoch noch aus

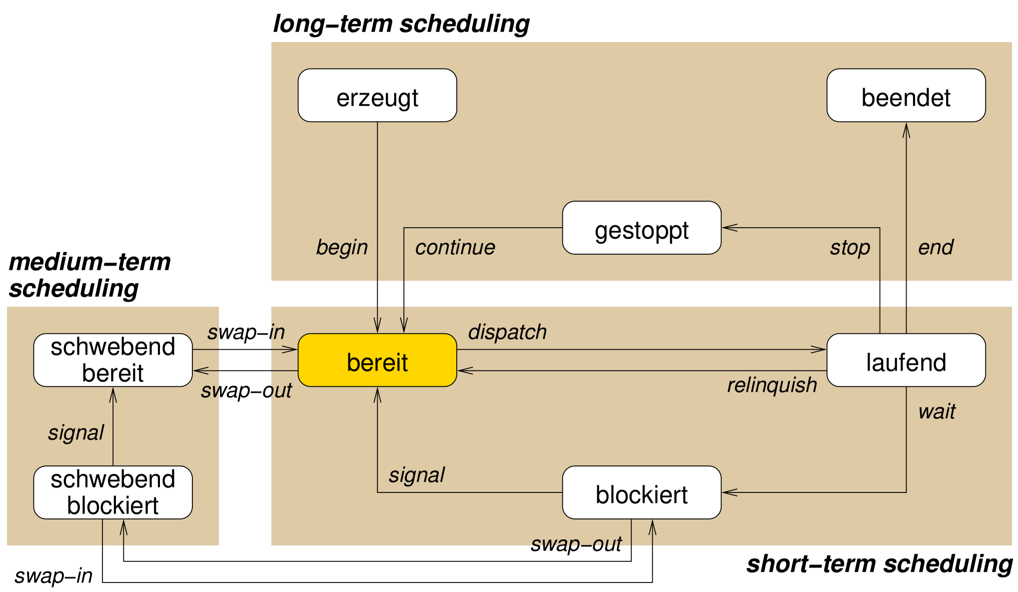
gestoppt (*stopped*) ☞ `signal(3)`

- der Prozess wurde angehalten, automatisch oder manuell (z. B. `^Z`)
- Ursachen können z. B. sein Überlast und Verklemmungsvermeidung

beendet (*ended*) und erwartet die Entsorgung ☞ `exit(2)` → `wait(2)`

- der Prozess ist terminiert, seine Betriebsmittel werden freigegeben
- ggf. muss ein anderer Prozess den „Kehraus“ vollenden (z. B. UNIX)

Zustandsübergänge



Einplanungs-/Auswahlzeitpunkt

- jeder Übergang in den Zustand „bereit“ aktualisiert die CPU-Warteschlange
  - eine Entscheidung über die Einreihung des Prozessdeskriptors wird getroffen
  - das Ergebnis dieser Entscheidung ist eine Funktion der Einplanungsstrategie
- Einplanung (*scheduling*) bzw. Umplanung (*rescheduling*) erfolgt, . . . ✗ 10-6
  - nachdem ein Prozess erzeugt worden ist *begin*
  - wenn ein Prozess freiwillig die Kontrolle über die CPU abgibt *relinquish*
  - sofern das von einem Prozess erwartete Ereignis eingetreten ist *signal*
  - sobald ein Prozess wieder aufgenommen werden kann *continue*
- ein Prozess kann dazu gedrängt werden, die CPU freiwillig abzugeben [Wodurch?]

Einplanungsverfahren

- klassische Einplanungs-/Auswahlstrategien:
  - FCFS . . . . gerecht
  - RR, VRR . . . . zeitscheibenbasiert
  - SPN (SJF), SRTF, HRRN . . . . prioritätssetzend
  - FB (MLQ, MLFQ) . . . . mehrstufig
- Fallstudien:
  - UNIX (4.3 BSD, Solaris), NT, Linux (2.4, 2.5/2.6), MacOS X/Mach

FCFS *First Come, First Serve*

- ein einfaches und gerechtes Verfahren: „wer zuerst kommt, mahlt zuerst“
  - Einreihungskriterium ist die *Ankunftszeit* eines Prozesses
  - arbeitet nicht-verdrängend und setzt kooperative Prozesse voraus
- der Ansatz ist suboptimal bei einem Mix von kurzen und langen CPU-Stößen
  - Prozesse mit $\left\{\begin{array}{l}\text{langen}\\\text{kurzen}\end{array}\right\}$ CPU-Stößen werden $\left\{\begin{array}{l}\text{begünstigt}\\\text{benachteiligt}\end{array}\right\}$
- Problem „Konvoi(d)effekt“ $\Longrightarrow$ hohe Antwortzeit, niedriger E/A-Durchsatz

FCFS **Durchlaufzeit**

Prozess	**Zeiten**					
	Ankunft	Bedienung (T_s)	Start	Ende	Durchlauf (T_q)	T_q/T_s
A	0	1	0	1	1	1.00
B	1	100	1	101	100	1.00
C	2	1	101	102	100	100.00
D	3	100	102	202	199	1.99
Ø					100	26.00

- die *normalisierte Duchlaufzeit* (T_q/T_s) von C ist vergleichsweise sehr schlecht
  - sie steht in einem extrem schlechten Verhältnis zur Bedienzeit T_s
- mit dem Problem sind immer kurze Prozesse konfrontiert, die langen folgen

RR — *Round Robin*

- verringert die bei FCFS auftretende Benachteiligung kurzer CPU-Stöße
  - Basis für *CPU-Schutz*: ein Zeitgeber bewirkt periodische Unterbrechungen
  - die Periodenlänge entspricht typischerweise einer **Zeitscheibe** (*time slicing*)
- mit Ablauf der Zeitscheibe erfolgt ggf. ein Prozesswechsel
  - der unterbrochene Prozess wird ans Ende der Bereitliste verdrängt
  - der nächste Prozess wird gemäß FCFS der Bereitliste entnommen
- die Zeitscheibenlänge bestimmt maßgeblich die Effektivität des Verfahrens
  - zu lang, Degenerierung zu FCFS; zu kurz, sehr hoher *Overhead* [Warum?]
  - Faustregel: etwas länger sein als die Dauer einer „typischen Interaktion"

RR — Leistungsprobleme

E/A-intensive Prozesse beenden ihren CPU-Stoß innerhalb ihrer Zeitscheibe

☞ sie blockieren und kommen mit Ende ihres E/A-Stoßes in die Bereitliste

CPU-intensive Prozesse schöpfen dagegen ihre Zeitscheibe voll aus

☞ sie werden verdrängt und kommen sofort wieder in die Bereitliste

- die CPU-Zeit ist zu Gunsten CPU-intensiver Prozesse ungleich verteilt
  - E/A-intensive Prozesse werden schlecht bedient, Geräte schlecht ausgelastet
  - die Varianz der Antwortzeit E/A-intensiver Prozesse erhöht sich

VRR *Virtual Round Robin*

- vermeidet die bei RR mögliche ungleiche Verteilung der CPU-Zeiten
  - Prozesse kommen mit Ende ihrer E/A-Stöße in eine **Vorzugsliste**
  - diese Liste wird vor der Bereitliste abgearbeitet
- das Verfahren arbeitet mit Zeitscheiben unterschiedlicher Längen
  - Prozesse der Vorzugsliste bekommen keine volle Zeitscheibe zugeteilt
  - ihnen wird die Restlaufzeit ihrer vorher nicht voll genutzten Zeit gewährt
  - sollte ihr CPU-Stoß länger dauern, werden sie in die Bereitliste verdrängt
- die Prozessabfertigung ist dadurch im Vergleich zu RR etwas aufwendiger

SPN *Shortest Process Next*

- verringert die bei FCFS auftretende Benachteiligung kurzer CPU-Stöße
  - Grundlage dafür ist die Kenntnis über die Prozesslaufzeiten
- das Hauptproblem besteht darin, die Laufzeiten vorhersagen zu können
  - beim Stapelbetrieb geben Programmierer das erforderliche *time limit*[50] vor
  - im Produktionsbetrieb läuft der Job mehrfach nur zu statistischen Zwecken
  - im Dialogbetrieb wird ein Mittelwert der Stoßlängen eines Prozesses gebildet
- Antwortzeiten werden wesentlich verkürzt und die Gesamtleistung steigt

[50] Die Zeitdauer, innerhalb der der Job (wahrscheinlich/hoffentlich) beendet wird, bevor er abgebrochen wird.

SPN — Abschätzung der Dauer eines CPU-Stoßes

- Basis ist die Mittelwertbildung über alle CPU-Stoßlängen eines Prozesses:

$$S_{n+1} = \frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^{n} T_i = \frac{1}{n} \cdot T_n + \frac{n-1}{n} \cdot S_n$$

- Problem dieser Berechnung ist die gleiche Wichtung aller CPU-Stöße
  - jüngere CPU-Stöße sind jedoch von größerer Bedeutung als ältere
  - sie sollten daher auch mit größerer Wichtung berücksichtigt werden
- das Lokalitätsprinzip erfordert eine stärkere Einbeziehung jüngerer CPU-Stöße

SPN — Wichtung der CPU-Stöße

- die am weitesten zurückliegenden CPU-Stöße sollen weniger Gewicht erhalten:

$$S_{n+1} = \alpha \cdot T_n + (1-\alpha) \cdot S_n$$

  - für den konstanten Wichtungsfaktor α gilt dabei: $0 < \alpha < 1$
  - er drückt die relative Wichtung einzelner CPU-Stöße der Zeitreihe aus
- teilweise Expansion der Gleichung führt zu:

$$S_{n+1} = \alpha T_n + (1-\alpha)\alpha T_{n-1} + \ldots + (1-\alpha)^i \alpha T_{n-1} + \ldots + (1-\alpha)^n S_1$$

- für $\alpha = 0.8$: $S_{n+1} = 0.8T_n + 0.16T_{n-1} + 0.032T_{n-2} + 0.0064T_{n-3} + \ldots$

SRTF — *Shortest Remaining Time First*

- lässt den SPN-Ansatz geeignet erscheinen für den Dialogbetrieb: **Verdrängung**
  - sei T_{et} die erwartete CPU-Stoßlänge eines eintreffenden Prozesses und T_{rt} die verbleibende CPU-Stoßlänge des laufenden Prozesses
  - der laufende Prozess wird verdrängt, wenn gilt: $T_{et} < T_{rt}$
- wie SPN kann auch SRTF Prozesse zum „Verhungern“ (*starvation*) bringen
  - dafür führt das verdrängende Verhalten zu besseren Duchlaufzeiten
  - dem RR-Overhead steht Overhead zur Stoßlängenabschätzung gegenüber

HRRN — *Highest Response Ratio Next*

- vermeidet das bei SRTF mögliche Verhungern von Prozessen langer CPU-Stöße
  - das **Altern** (*aging*), d. h., die *Wartezeit* von Prozessen wird berücksichtigt

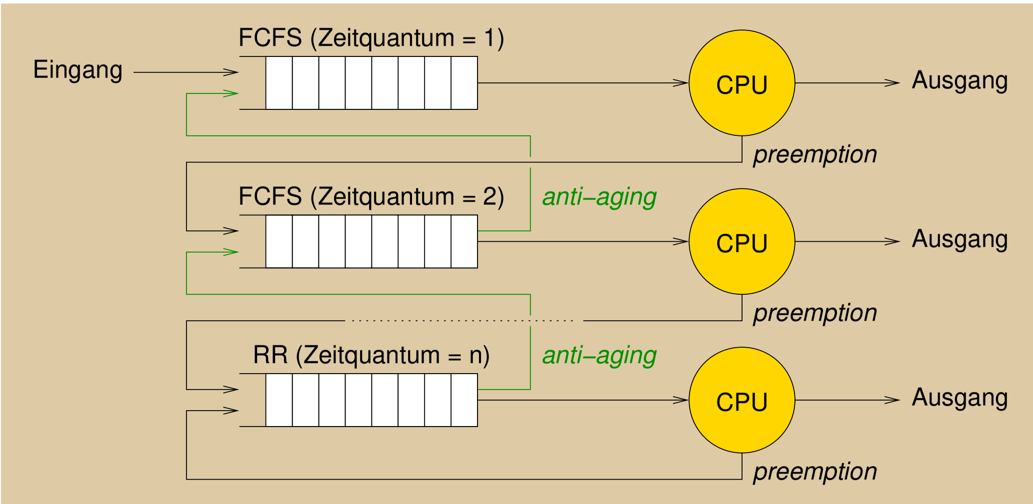
$$R = \frac{w + s}{s}$$

  - mit $w =$ „Wartezeit des Prozesses“ und $s =$ „erwartete Bedienzeit“
- ausgewählt wird immer der Prozess mit dem größten Verhältniswert R

FB — *Feedback*

- begünstigt kurze Prozesse, ohne die relativen Längen der Prozesse zu kennen
  - Grundlage ist die „**Bestrafung**“ (*penalization*) lange gelaufener Prozesse
  - Prozesse unterliegen dem Verdrängungsprinzip
- mehrere Bereitlisten kommen zum Einsatz, je nach Anzahl von *Prioritätsebenen*
  - wenn ein Prozess erstmalig eintrifft, läuft er auf höchster Prioritätsebene
  - mit Ablauf seiner Zeitscheibe, wird er in die nächst niedrige Ebene verdrängt
  - die unterste Ebene arbeitet nach RR, alle anderen (höheren) nach FCFS
- kurze Prozesse laufen relativ schnell durch, lange Prozesse können verhungern
  - die Wartezeit kann berücksichtigt werden, um höhere Ebenen zu erreichen

FB — Scheduling-Modell



Prioritäten

- ein Prozess-„Vorrang“, der Zuteilungsentscheidungen maßgeblich beeinflusst
  - *Echtzeitverarbeitung* bedingt prioritätssetzende Verfahren, nicht umgekehrt

statische Prioritäten werden zum Zeitpunkt der Prozesserzeugung festgelegt

- der Wert kann im weiteren Verlauf nicht mehr verändert werden
- das Verfahren erzwingt eine deterministische Ordnung zwischen Prozessen

dynamische Prioritäten werden während der Prozesslaufzeit aktualisiert

- die Aktualisierung erfolgt im Betriebssystem, aber auch vom Benutzer aus
- SPN, SRTF, HRRN und FB sind z. B. Spezialfälle dieses Verfahrens

Kombinierte Verfahren *Multilevel Scheduling*

- mehrere Betriebsformen lassen sich nebeneinander („gleichzeitig“) betreiben
  - z. B. gleichzeitige Unterstützung von $\left\{\begin{array}{l}\text{Dialog- und Hintergrundbetrieb}\\ \text{Echtzeit- und sonstigem Betrieb}\end{array}\right.$
  - dialogorientierte bzw. zeitkritische Prozesse werden bevorzugt bedient
- die technische Umsetzung erfolgt typischerweise über mehrere Bereitlisten
  - jeder Bereitliste ist eine bestimmte Zuteilungsstrategie zugeordnet
  - die Listen werden typischerweise nach Priorität, FCFS oder RR verarbeitet
  - ein höchst komplexes Gebilde ☞ ***multi-level feedback*** (MLFB)
- FB kann als Spezialfall dieses Verfahrens aufgefasst werden

UNIX

- zweistufiges präemptives Verfahren mit dem Ziel, *Antwortzeiten* zu minimieren

  low-level kurzfristig; präemptiv, MLFB, dynamische Prozessprioritäten
  - einmal pro Sekunde: $prio = cpu\_usage + p\_nice + base$
  - jeder „Tick“ ($1/10\,s$) verringert das Nutzungsrecht über die CPU
  - der „Tickstand“ wird zur Priorität addiert: hohe Zahl → niedrige Priorität
  - das Maß für der CPU-Nutzung (*cpu_usage*) wird über die Zeit gedämpft
  - die Dämpfungs-/Glättungsfunktion variiert von UNIX zu UNIX

  high-level mittelfristig; mit Ein-/Auslagerung (*swapping*) arbeitend

- Prozesse können relativ zügig den Betriebssystemkern verlassen [Wozu ist das gut?]
  - gesteuert über die beim Schlafenlegen einstellbare *Aufweckpriorität*

UNIX 4.3 BSD (1)

- jeden vierten Tick (40 ms) erfolgt die Berechnung der *Benutzerpriorität*:

$$p\_usrpri = PUSER + \left\lceil \frac{p\_cpu}{4} \right\rceil + 2 \cdot p\_nice$$

- *p_cpu* nimmt mit jedem Tick zu und wird einmal pro Sekunde geglättet:

$$p\_cpu = \frac{2 \cdot load}{2 \cdot load + 1} \cdot p\_cpu + p\_nice$$

- Glättung für erwachte Prozesse, die länger als eine Sekunde blockiert waren:

$$p\_cpu = \left[\frac{2 \cdot load}{2 \cdot load + 1} \right]^{p\_slptime} \cdot p\_cpu$$

UNIX — 4.3 BSD (2)

Glättung (*decay filter*) Bei einer angenommenen mittleren Auslastung (*load*) von 1 gilt $p\_cpu = 0.66 \cdot p\_cpu + p\_nice$. Ferner sei angenommen, ein Prozess sammelt T_i Ticks im Zeitinterval i an und $p\_nice = 0$:

$$\begin{aligned} p\_cpu &= 0.66 \cdot T_0 \\ &= 0.66 \cdot (T_1 + 0.66 \cdot T_0) = 0.66 \cdot T_1 + 0.44 \cdot T_0 \\ &= 0.66 \cdot T_2 + 0.44 \cdot T_1 + 0.30 \cdot T_0 \\ &= 0.66 \cdot T_3 + \cdots + 0.20 \cdot T_0 \\ &= 0.66 \cdot T_4 + \cdots + 0.13 \cdot T_0 \end{aligned}$$

☞ Nach fünf Sekunden gehen nur noch 13 % „alte“ Auslastung ein.

UNIX — Solaris (1)

- FB, 60 Ebenen (Warteschlangen)
  - hohe Ebene ≡ hohe Priorität
- Tabellensteuerung:

  quantum Zeitscheibe (ms)
  tqexp Ebene bei „Bestrafung“
  slprt Ebene nach Deblockierung
  maxwait ohne Bedienung (s)
  lwait Ebene bei „Beförderung“
- rechenintensive Prozesse steigen ab, interaktive steigen auf

quantum	*tqexp*	*slpret*	*maxwait*	*lwait*	Ebene
200	0	50	0	50	0
200	0	50	0	50	1
		...			
40	34	55	0	55	44
40	35	56	0	56	45
40	36	57	0	57	46
40	37	58	0	58	47
40	38	58	0	58	48
40	39	58	0	59	49
40	40	58	0	59	50
40	41	58	0	59	51
40	42	58	0	59	52
40	43	58	0	59	53
40	44	58	0	59	54
40	45	58	0	59	55
40	46	58	0	59	56
40	47	58	0	59	57
40	48	58	0	59	58
20	49	59	32000	59	59

`/usr/sbin/dispadmin -c TS -g`

Solaris (2)

Beispiel: 1 CPU-Stoß (1000 ms), 5 E/A-Stöße und 5 CPU-Stöße (1 ms)

#	Ebene	CPU-Stoß	Prozesswechsel
1	59	20	Zeitscheibe
2	49	40	Zeitscheibe
3	39	80	Zeitscheibe
4	29	120	Zeitscheibe
5	19	160	Zeitscheibe
6	9	200	Zeitscheibe
7	0	200	Zeitscheibe
8	0	180	E/A-Stoß
9	50	1	E/A-Stoß
10	58	1	E/A-Stoß
11	58	1	E/A-Stoß
12	58	1	E/A-Stoß

Variante: Der Prozess wird von einem anderen Prozess (mit höherer Priorität) verdrängt und muss warten. Droht er zu „verhungern“, wird er in der Priorität wieder angehoben („befördert“).

#	Ebene	CPU-Stoß	Prozesswechsel
		...	
6	9	200	Zeitscheibe
7	0	20	Beförderung
8	50	40	Zeitscheibe
9	40	40	Zeitscheibe
10	30	80	Zeitscheibe
11	20	120	Zeitscheibe
12	10	80	E/A-Stoß
13	50	1	E/A-Stoß
		...	

420 ms

Prioritätsklassen

- präemptive, prioritäts- und zeitscheibenbasierte Einplanung von Fäden
  - Verdrängung erfolgt auch dann, wenn der Faden sich im Kern befindet
    ☞ nicht so bei UNIX & Co
  - RR bei gleicher Priorität: 0 reserviert, 1–15 variabel, 16-31 Echtzeit
- die Prozessart (Vorder-/Hintergrund) bestimmt das **Zeitquantum** eines Fadens
  - vermindert sich mit jedem Tick (10 bzw. 15 ms) um 3 oder um 1, falls der Faden in den Wartezustand geht
  - die **Zeitscheibenlänge** variiert mit den Prozessen: 20 – 120 ms
- variable Priorität: $process\ priority\ class + relative\ thread\ priority + boost$

NT (2) — Prioritätsanpassung

- Fadenprioritäten werden in bestimmten Situationen dynamisch angehoben
  - Abschluss von Ein-/Ausgabe (Festplatten) $+1$
  - Mausbewegung, Tastatureingabe $+6$
  - Deblockierung, Betriebsmittelfreigabe (Semaphor, Event, Mutex) $+1$
  - andere Ereignisse (Netzwerk, *Pipe*, ...) $+2$
  - Ereignis im Vordergrundprozess $+2$

  ☞ die ***dynamic boosts*** werden mit jedem Tick wieder verbraucht

Fortschrittsgarantie alle 3–4 s erhalten bis zu 10 „benachteiligte" Fäden für zwei Zeitscheiben die Priorität 15

Linux 2.4 (1) — Epochen und Zeitquanten

- der Scheduler unterteilt die CPU-Zeit in **Epochen**, die ...

  beginnen, wenn jeder lauffähige Prozess ein Zeitquantum erhalten hat
  enden, wenn alle lauffähigen Prozesse ihre Zeitquanten verbraucht haben

- **Zeitquanten** (Zeitscheiben) variieren mit den Prozessen und Epochen
  - mit jedem Tick nimmt das Zeitquantum des unterbrochenen Prozesses ab
  - jeder Prozess besitzt eine einstellbare *Zeitquantumbasis*: 20 Ticks ≈ 210 ms
  - beide Werte addiert liefert die **dynamische Priorität** eines Prozesses
  - dynamische Anpassung: $quantum = quantum/2 + (20 - nice)/4 + 1$

- ein *Echtzeitprozess* (☞ schwache EZ) besitzt eine **statische Priorität** (1–99)

Linux 2.4 (2) — Prozessarten und Gütefunktion

- die Prozesseinplanung unterscheidet zwischen drei ***Scheduling*-Klassen**:

FIFO	verdrängbare, kooperative Echtzeitprozesse	☞ eine Bereitliste
RR	Echtzeitprozesse derselben Priorität	
other	konventionelle („*time-shared*“) Prozesse	

- eine **Gütefunktion** liefert den besten Kandidaten aller lauffähigen Prozesse $O(n)$

$v = -1000$	der Prozess ist *Init*	$-$
$v = 0$	der Prozess hat sein Zeitquantum verbraucht	$-$
$0 < v < 1000$	der Prozess hat sein Zeitquantum nicht verbraucht	$+$
$v \geq 1000$	der Prozess ist ein Echtzeitprozess	$++$

- teilt ein Prozess mit seinem Vorgänger den Adressraum, hat er einen Bonus

Linux 2.5 — $O(1)$-Scheduler

- **konstante Berechnungskomplexität** bei der Einplanung lauffähiger Prozesse
  - pro CPU zwei *Prioritätsfelder*: *active*, *expired*
  - pro Feld 140 *Prioritätsebenen*: 1–100 Echtzeit-, 101–140 sonstige Prozesse
  - pro Ebene eine (doppelt verkettete) Bereitliste
- Prioritäten gewöhnlicher Prozesse skalieren je nach Grad der Interaktivität
  - *Bonus* (-5) für interaktive Prozesse, *Strafe* $(+5)$ für rechenintensive
  - berechnet am Zeitscheibenende: $prio = MAX\_RT\_PRIO + nice + 20$
- „abgelaufene Prozesse“ wandern in das „*expired*“-Feld, interaktive bleiben
  - Epochenwechsel: `aux = active; active = expired; expired = aux;`

MacOS X — Mach (1)

- ursprünglich konzipiert für **symmetrische Multiprozessorsysteme** (SMP)
  - jede CPU ist einer *Prozessormenge* (*processor set*) zugeordnet
  - die Prozessormenge definiert eine Einplanungsdomäne (*scheduling domain*)
- Uniprozessorsysteme werden als „Spezialisierung“ aufgefasst
  - in dem Fall gibt es nur genau eine Prozessormenge mit genau einer CPU

Ziel: einer CPU einer Prozessormenge einen Faden fair und effektiv zuweisen

- für jede Prozessormenge steht eine eigene *globale Bereitliste* zur Verfügung
- eine *lokale Bereitliste* pro CPU verwaltet nur „prozessoraffine Fäden“[51]

[51] Fäden, die während ihrer gesamten Lebensdauer oder auch nur zeitweise mit bestimmten Prozessoren bzw. prozessorgebundenen Betriebsmitteln (Geräte, Recheneinheiten, . . .) assoziiert sind.

MacOS X — Mach (2)

- **prioritätsorientierte Fadeneinplanung**: 0 (hoch) – 31 (bzw. 127, niedrig)
  - pro Prioritätsebene eine Bereitliste, pro Faden drei Prioritätswerte:
    1. eine Basispriorität, initial übernommen von der „Task-Priorität“
    2. ein niedrigster Wert, den sich der Faden selbst zuweisen kann
    3. die aktuelle Priorität, berechnet sich aus 1. und der CPU-Auslastung
  - konfigurierbare Verfahren: *time sharing* (TS), *gang scheduling*, *background*; *earliest deadline first* (EDF), *rate monotonic* (RM), *fixed priority* (FP) EZ
- Prozesse erhalten Zeitquanten zugewiesen (☞ TS) ≈ UNIX/4.3 BSD

handoff scheduling Priorität eines Fadens wird kurzzeitig auf den niedrigsten Wert (2.) herabgesetzt, um einem anderen Faden Vorrang zu gewähren

UNIX $\Longleftrightarrow$ NT $\Longleftrightarrow$ Linux $\Longleftrightarrow$ Mach

Einplanungseinheit „Gewichtsklasse“

- Prozess ☞ 4.3 BSD
- Faden ☞ Solaris, MacOS X/Mach, NT, Linux

Echtzeitfähigkeit Linux, NT, MacOS X/Mach: „schwach echtzeitfähig“

- das Einhalten von Zeitschranken kann nicht garantiert werden
- problematisch bis unzureichend für Steuerungsanwendungen

Ablaufinvarianz (*reentrance*) NT, MacOS X/Mach

- Fäden sind insbesondere auch innerhalb des Kerns verdrängbar
- der Kern von „UNIX & Co“ verhält sich eher wie ein Monitor

Zusammenfassung

- Betriebssysteme müssen drei Arten von Zuteilungsentscheidungen treffen:
  1. *long-term scheduling* von Prozessen, die zum System zugelassen werden
  2. *medium-term scheduling* von aus- oder einzulagernden Prozessen
  3. *short-term scheduling* von Prozessen, die die CPU zugeteilt bekommen
- alle hier betrachteten Verfahren werden dem *short-term scheduling* zugerechnet
  – benutzer- und systemorientierte Kriterien sind schwer zu vereinheitlichen
  – die Auswahl des geeigneten Verfahrens kommt einer Gratwanderung gleich
- kombinierte Verfahren bieten Flexibiltät — gegen Implementierungskomplexität