Teil VII

Prozessverwaltung

Überblick

Programmfaden
Einplanungseinheit (engl. *unit of scheduling*) für die Vergabe der CPU

Ablaufplanung von Fäden erfolgt betriebsmittelorientiert und ist ggf. ereignisgesteuert oder zeitgesteuert

- die Laufbereitschaft eines Fadens hängt von der Verfügbarkeit all jener Betriebsmittel ab, die für seinen Ablauf erforderlich sind
- die Bereitstellung von Betriebsmitteln (ggf. durch andere Fäden) kann die sofortige Einplanung von Fäden bewirken
- oder die Einplanung erfolgt in fest vorgegebenen Zeitintervallen

Einplanung eines Fadens ist nicht gleichzusetzen mit Einlastung:

- Einplanung ist der Vorgang der Reihenfolgenbildung von Aufträgen
- Einlastung ist der Moment der Zuteilung von Betriebsmitteln

Vorgänge, die ent- oder gekoppelt (zeitversetzt/zeitgleich) sein können

Fadenverläufe
Stoßbetrieb (engl. *burst mode*)

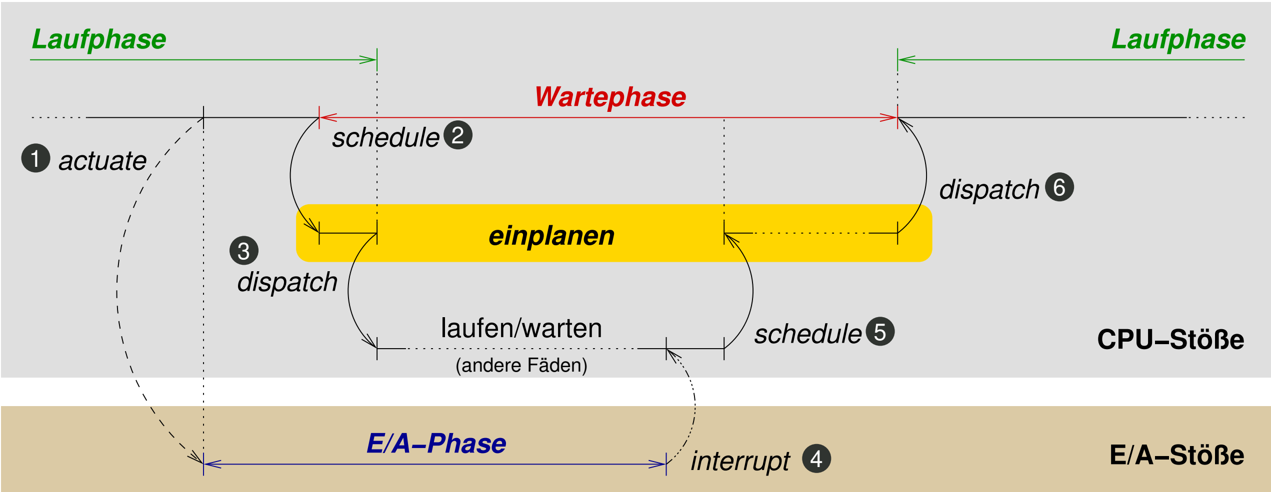
Laufphase: CPU-Stoß (engl. *CPU burst*)

- aktive Phase eines Fadens (auch: Rechenphase)
  - alle zur Ausführung erforderlichen Betriebsmittel sind verfügbar
- der Faden ist eingelastet, ihm wurde die CPU zugeteilt

Wartephase: E/A-Stoß (engl. *I/O burst*), im weitesten Sinn

- inaktive Phase eines Fadens (auch: E/A-Phase)
  - nicht alle zur Ausführung erforderlichen Betriebsmittel sind verfügbar
- Ein-/Ausgabe abwarten bedeutet, auf Betriebsmittel zu warten
  - konsumierbare Betriebsmittel: Eingabedaten, Nachrichten, Signale, ...
  - wiederverwendbare Betriebsmittel: Puffer, Geräte, ..., die CPU
- die Betriebsmittel werden letztlich durch andere Fäden bereitgestellt
  - ein E/A-Gerät kann dabei als „externer Faden“ betrachtet werden

Fadenverläufe (Forts.)
Lauf-, E/A- und Wartephasen von Fäden



Fadenverläufe (Forts.)
Zusammenfassung

Fäden durchlaufen (im Betriebssystem) einen Kontrollfluss zur Einplanung und Einlastung anderer Fäden:

1. der laufende Faden stößt einen E/A-Vorgang an (*actuate*)
2. er wartet passiv auf die Beendigung der Ein-/Ausgabe (*schedule*)
   - Anforderung eines wiederverwendbaren/konsumierbaren Betriebsmittels
3. und lastet einen eingeplanten, laufbereiten Faden ein (*dispatch*)
4. die Beendigung der Ein-/Ausgabe wird signalisiert (*interrupt*)
   - Bereitsstellung des konsumierbaren Betriebsmittels „Signal“
5. der auf dieses Ereignis wartende Faden wird eingeplant (*schedule*)
6. der Faden wird eingelastet, sobald er an der Reihe ist (*dispatch*)

Sonderfall: ein Faden plant und lastet sich selbst ein, wenn sich die CPU mangels anderer laufbereiter Fäden im Leerlauf (engl. *idle state*) befindet

Fäden als Mittel zur Leistungsoptimierung

Arbeitsteilung in nebenläufigen/parallelen Systemen

Überlappung von Lauf- und Wartephasen erhöht die Rechnerauslastung

- die Wartephase eines Fadens als Laufphase anderer Fäden nutzen
- die Stöße anderer Fäden zum „Auffüllen“ von Wartephasen nutzen

Auslastung von CPU und Peripherie (E/A-Geräte) steigert sich

- eine CPU kann zu einem Zeitpunkt nur einen CPU-Stoß verarbeiten
- parallel dazu können jedoch mehrere E/A-Stöße laufen
  - ausgelöst während eines CPU-Stoßes: in der Laufphase eines Fadens wurden mehrere E/A-Vorgänge gestartet
  - ausgelöst von mehreren CPU-Stößen: die Wartephase eines Fadens wurde mit Laufphasen anderer Fäden gefüllt
- als Folge sind CPU und E/A-Geräte andauernd mit Arbeit beschäftigt

Konsequenz: bei weniger Prozessoren als Fäden, sind Fäden zu serialisieren

Zwangsserialisierung von Programmfäden

In Bezug auf eine Instanz des Betriebsmittels „CPU“

Verlängerung der absoluten Ausführungsdauer später „eintreffender“ laufbereiter Fäden ist zu beobachten:

- Ausgangspunkt seien n Fäden mit gleichlanger Bearbeitungsdauer k
- der erste Faden wird um die Zeitdauer 0 verzögert
- der zweite Faden um die Zeitdauer k, der i-te Faden um $(i-1) \cdot k$
- der letzte von n Fäden wird verzögert um $(n-1) \cdot k$

$$\frac{1}{n} \cdot \sum_{i=1}^{n} (i-1) \cdot k = \frac{n-1}{2} \cdot k$$

Vergrößerung der mittleren Verzögerung ist proportional zur Fadenanzahl

Subjektive Empfindung der Fadenverzögerung

Nur bis zu einer bestimmten Last (# eingeplanter Fäden) ...

Startzeiten von Fäden verzögern sich im Mittel um: $\frac{n-1}{2} \cdot t_{cpu}$

- mit t_{cpu} gleich der mittleren Dauer eines CPU-Stoßes
- sofern $t_{cpu} \geq t_{ea}$, der mittleren Dauer eines E/A-Stoßes
- die Praxis liefert als Regelfall jedoch ein anderes Bild: $t_{cpu} \ll t_{ea}$

Wartephasen bei E/A-Operationen dominieren die Fadenverzögerung

- zwischen CPU- und E/A-Stößen besteht eine große Zeitdiskrepanz
- der proportionale Verzögerungsfaktor bleibt weitestgehend verborgen
- er greift erst ab einer bestimmten Anzahl von Programmfäden
- sehr häufig ist die Fadenverzögerung daher nicht wahrnehmbar

☞ Überlast durch zuviel eingeplante Fäden ist zu vermeiden

Dauerhaftigkeit von Zuteilungsentscheidungen

Logische Ebenen der Prozesseinplanung

langfristige Einplanung (engl. *long-term scheduling*) [s – min]

- Lastkontrolle, Grad an Mehrprogrammbetrieb einschränken
- Programme laden und/oder zur Ausführung zulassen
- Prozesse der mittel- bzw. kurzfristigen Einplanung zuführen

mittelfristige Einplanung (engl. *medium-term scheduling*) [ms – s]

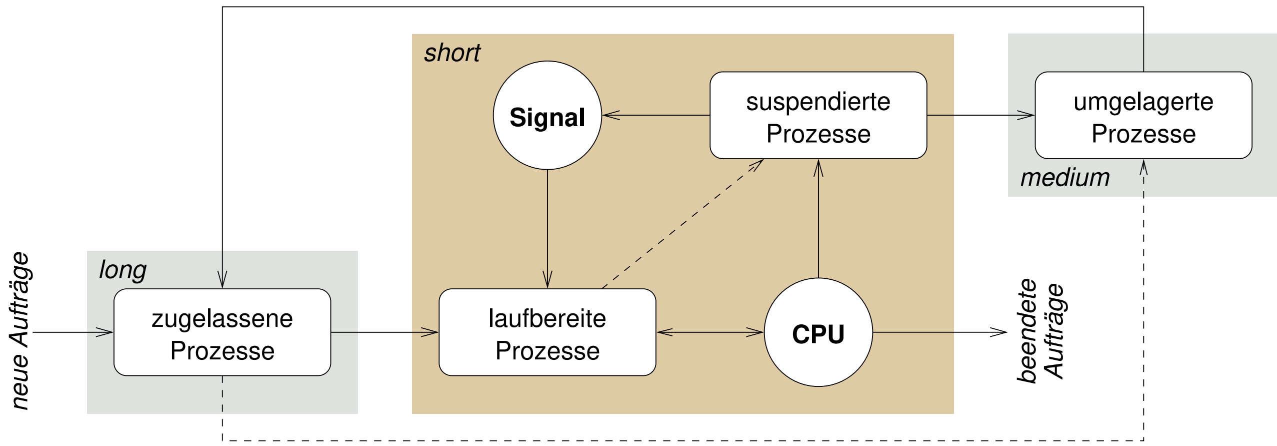
- Teil der Umlagerungsfunktion (engl. *swapping*)
- Programme vom Hinter- in den Vordergrundspeicher bringen
- Prozesse der langfristigen Einplanung zuführen

kurzfristige Einplanung (engl. *short-term scheduling*) [μs – ms]

- Einlastungsreihenfolge der Prozesse festlegen — obligatorisch

Phasen der Prozesseinplanung

Lang- und mittelfristige Einplanung sind optional



Voraussetzung für Mehrprozessbetrieb ist die kurzfristige Einplanung

- laufbereite Prozesse erwarten die Zuteilung des wiederverwendbaren Betriebsmittels „CPU“, d.h. den Start ihrer Laufphase
- suspendierte Prozesse erwarten die Zuteilung eines konsumierbaren Betriebsmittels „Signal“, d.h. das Ende ihrer Wartephase

Prozesszustand vs. Einplanungsebene

Prozesse haben in Abhängigkeit von der Einplanungsebene (S. VII-27) zu einem Zeitpunkt einen logischen Zustand:

kurzfristig (engl. *short-term*)
- bereit, laufend, blockiert

mittelfristig (engl. *medium-term*, *mid-term*)
- schwebend bereit, schwebend blockiert

langfristig (engl. *long-term*)
- erzeugt, gestoppt, beendet

Anwendungsfälle legen fest, welche der Einplanungsebenen von einem Betriebssystem wirklich zur Verfügung zu stellen sind, nicht umgekehrt.

Kurzfristige Einplanung
Festlegung der Prozessorzuteilungsreihenfolge

Betriebssystem bietet Mehrprozessbetrieb (engl. *multi-processing*) auf Basis der Serialisierung von Programmfäden:

bereit (engl. *ready*) zur Ausführung durch den Prozessor (die CPU)
- der Prozess ist auf der Bereitliste (engl. *ready list*)
- das Einplanungsverfahren bestimmt die Listenposition

laufend (engl. *running*), Zuteilung des Betriebsmittels „CPU“ ist erfolgt
- der Prozess vollzieht seinen CPU-Stoß
- zu einem Zeitpunkt pro Prozessor nur ein laufender Prozess

blockiert (engl. *blocked*) auf ein bestimmtes Ereignis
- der Prozess erwartet die Zuteilung eines Betriebsmittels
  - mit Ausnahme des Betriebsmittels „CPU“
- ggf. vollzieht der Prozess auch seinen E/A-Stoß

Spezialfall: „blockiert“ $\mapsto$ „laufend“ $\rightsquigarrow$ voll verdrängend (S. VII-57)

Mittelfristige Einplanung
Festlegung der Umlagerungsreihenfolge

Betriebssystem implementiert die Umlagerung (engl. *swapping*) von kompletten Programmen bzw. logischen Adressräumen:

schwebend bereit (engl. *ready suspend*)
- Adressraum des Prozesses ist ausgelagert
  - verschoben in den Hintergrundspeicher
  - „*swap-out*“ ist erfolgt
  - „*swap-in*“ wird erwartet
- die Einlastung des Prozesses ist außer Kraft
  - genauer: aller Fäden des Adressraums

schwebend blockiert (engl. *blocked suspend*)
- ausgelagerter ereigniserwartender Prozess
- Ereigniseintritt $\mapsto$ „schebend bereit“

Variante: „schwebend bereit“ $\mapsto$ „bereit“ $\rightsquigarrow$ langfristige Einplanung

Langfristige Einplanung

Festlegung der Zulassungsreihenfolge

Betriebssystem verfügt über Funktionen zur Lastkontrolle und steuert den Grad an Mehrprogrammbetrieb:

erzeugt (engl. *created*) und fertig zur Programmverarbeitung
- der Prozess ist instanziiert, Programm wurde zugeordnet
- ggf. steht die Speicherzuteilung jedoch noch aus

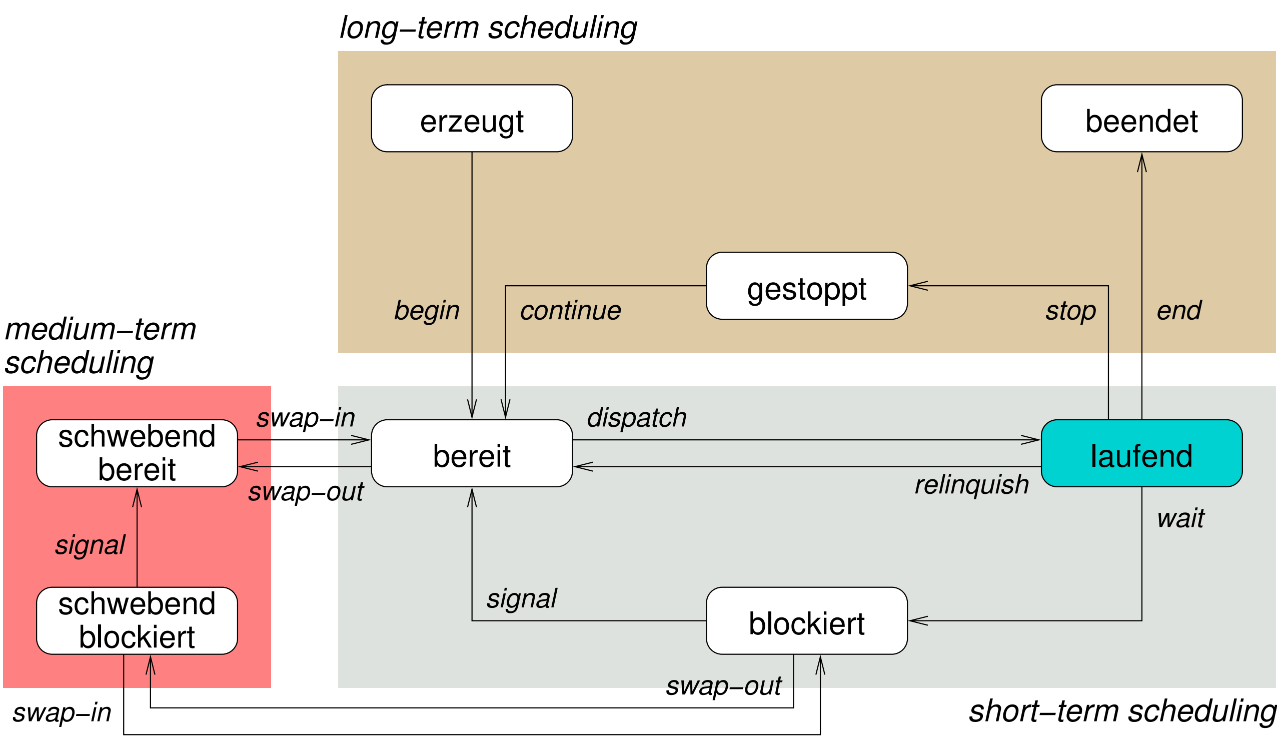
gestoppt (engl. *stopped*) und erwartet seine Fortsetzung
- der Prozess wurde angehalten (z.B. `^Z` bzw. `kill(2)`)
- mögl. Gründe: Überlast, Verklemmungsvermeidung, ...

beendet (engl. *ended*) und erwartet seine Entsorgung
- der Prozess ist terminiert, Betriebsmittelfreigabe erfolgt
- ggf. muss ein anderer Prozess den „Kehraus“ vollenden

Achtung: „gestoppt“ werden können auch bereite/blockierte Prozesse

Abfertigungszustände im Zusammenhang

Je nach Betriebssystem/-art sind weitere „Zwischenzustände“ anzufinden



Einplanungs-/Auswahlzeitpunkt

Übergänge in den Zustand „bereit“ aktualisieren die Bereitliste:

- eine Entscheidung über die Einlastungsreihenfolge wird getroffen
- eine Funktion der Einplanungsstrategie wird ausgeführt

Einplanung (engl. *scheduling*) bzw. Umplanung (engl. *rescheduling*):

- nachdem ein Prozess erzeugt worden ist *begin*
- wenn ein Prozess freiwillig die CPU abgibt *relinquish*
- sofern das von einem Prozess erwartete Ereignis eingetreten ist *signal*
- sobald ein Prozess wieder aufgenommen werden kann *continue*

Prozesse können dazu gedrängt werden, die CPU freiwillig abzugeben

- sofern verdrängende (engl. *preemptive*) Prozesseinplanung erfolgt

Verdrängende Prozesseinplanung

Ereigniseintritt → Einplanung → Einlastung

Verdrängung (engl. *preemption*) des laufenden Prozesses von der CPU bedeutet folgendes:

1. ein Ereignis tritt ein, dessen Behandlungsverlauf zum Planer führt
   - der das Ereignis ggf. erwartende Prozess wird eingeplant
2. der (vom Ereignis unterbrochene) laufende Prozess wird eingeplant
3. ein eingeplanter Prozess wird ausgewählt und eingelastet
   - ggf. handelt es sich dabei um den unter 1. eingeplanten Prozess

Einplanung und Einlastung von Prozessen erfolgt nicht immer zeitnah zum Ereigniseintritt (d.h., dem Moment der Verdrängungsaufforderung):

- die Verdrängung eines Prozesses verzögert sich ggf. unbestimmt lang
- Ursache dafür ist u.a. die Architektur von Betriebssystem(kern)en

☞ ggf. entstehende Latenzzeiten können Anwendungen beeinträchtigen

Latenzzeiten und Determinismus

Verdrängung als Querschnittsbelang von Betriebssystemen

Einplanungslatenz (engl. *scheduling latency*) ist unvermeidbar, nicht jedoch ihre Unbestimmtheit — deterministische Einplanung:

- zu jedem Zeitpunkt ist der nachfolgende Schritt eindeutig festgelegt
  - unabhängig von Systemlast/-aktivitäten in dem Moment
- die Latenzzeit ist konstant oder mit fester oberer Schranke variabel

Einlastungslatenz (engl. *dispatching latency*), d.h. die Zeitspanne zwischen Einplanung und Verdrängung, führt zur weiteren Differenzierung:

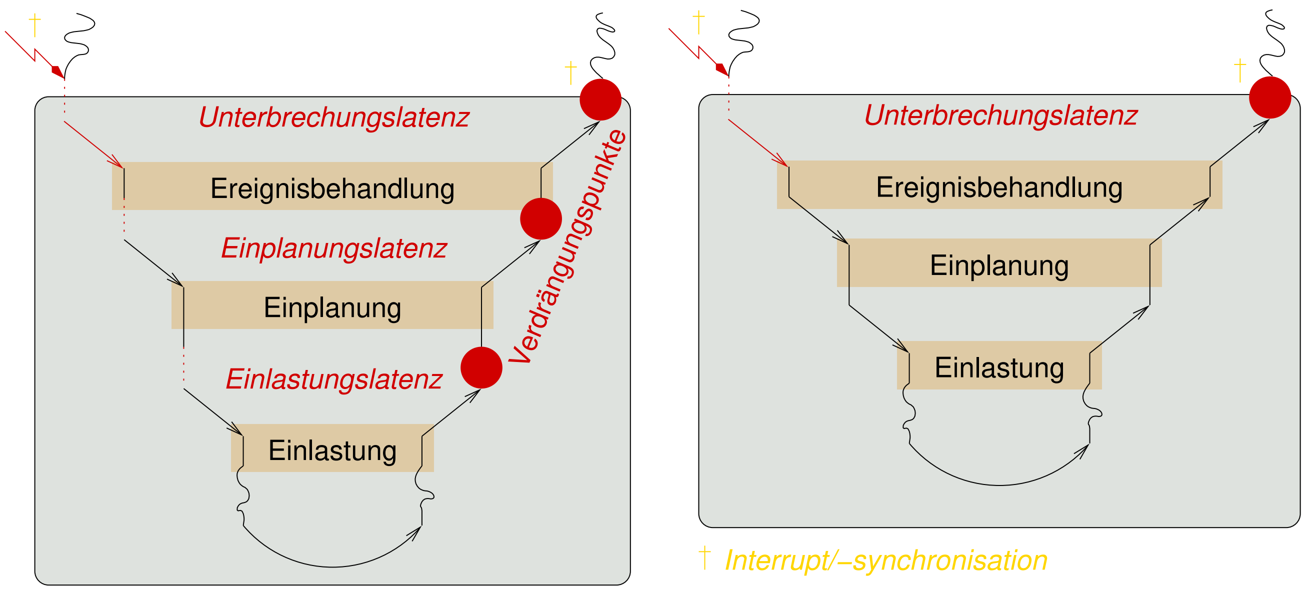
verdrängend (engl. *preemptive*) ∼ „programmierte Verdrängung“
- Einlastung nur an bestimmten Stellen freigegeben
- Verdrängungspunkte (engl. *preemption points*)

voll verdrängend (engl. *full preemptive*) ≡ Einlastung jederzeit erlaubt

zu guter Letzt: Unterbrechungslatenz (engl. *interrupt latency*). . .

Latenzzeiten in Bezug zum Betriebsmodus

Asynchrone Programmunterbrechungen bleiben eine Quelle der Ungewissheit



verdrängend voll verdrängend

Dimensionen der Prozesseinplanung

Kriterien zur Aufstellung einer Einlastungsreihenfolge von Prozessen

benutzerorientierte Kriterien fokussieren auf Benutzerdienlichkeit

- d.h. das vom jeweiligen Benutzer wahrgenommene Systemverhalten
- bestimmen im großen Maße die Akzeptanz des Systems
  - bedeutsam für die Anwendungsdomäne in technischer Hinsicht
  - z.B. Einhaltung und Durchsetzung von Gütemerkmalen

systemorientierte Kriterien haben Systemperformanz im Vordergrund

- d.h. die effektive und effiziente Auslastung der Betriebsmittel
- bestimmen im großen Maße die „Rentabilität" des Systems
  - bedeutsam für die Anwendungsdomäne in kommerzieller Hinsicht
  - z.B. Amortisierung hoher Anschaffungskosten von Großrechnern

Ausschlusskriterien sind dies nicht, vielmehr eine Schwerpunktsetzung:

- gute Systemperformanz ist auch der Benutzerdienlichkeit förderlich

Benutzerorientierte Kriterien

Charakteristische Anforderungserkmale bestimmter Anwendungsdomänen

Antwortzeit Minimierung der Zeitdauer von der Auslösung eines Systemaufrufs bis zur Entgegennahme der Rückantwort, bei gleichzeitiger Maximierung der Anzahl interaktiver Prozesse.

Durchlaufzeit Minimierung der Zeitdauer vom Starten eines Prozesses bis zu seiner Beendigung, d.h., der effektiven Prozesslaufzeit und aller anfallenden Prozesswartezeiten.

Termineinhaltung Starten und/oder Beendigung eines Prozesses (bis) zu einem fest vorgegebenen Zeitpunkt.

Vorhersagbarkeit Deterministische Ausführung des Prozesses unabhängig von der jeweils vorliegenden Systemlast.

Systemorientierte Kriterien

Wünschenswerte Anforderungserkmale vieler Anwendungsdomänen

Durchsatz Maximierung der Anzahl vollendeter Prozesse pro vorgegebener Zeiteinheit, d.h., der (im System) geleisteten Arbeit.

Prozessorauslastung Maximierung des Prozentanteils der Zeit, während der die CPU Prozesse ausführt, d.h., „sinnvolle“ Arbeit leistet.

Gerechtigkeit Gleichbehandlung der auszuführenden Prozesse und Zusicherung, den Prozessen innerhalb gewisser Zeiträume die CPU zuzuteilen.

Dringlichkeiten Vorzugbehandlung des Prozesses mit der höchsten (statischen/dynamischen) Priorität.

Lastausgleich Gleichmäßige Betriebsmittelauslastung; ggf. auch Vorzugbehandlung der Prozesse, die stark belastete Betriebsmittel eher selten belegen.

Betriebsart vs. Einplanungskriterien

Prozesseinplanung impliziert eine Betriebsart und umgekehrt

allgemein Gerechtigkeit, Lastausgleich

- Durchsetzung der jeweiligen Strategie

Stapelbetrieb Durchsatz, Durchlaufzeit, Prozessorauslastung

interaktiver Betrieb Antwortzeit; Proportionalität:

- Benutzer haben meist eine inhärente Vorstellung über die Dauer bestimmter Aktionen.
- Dieser (oft auch falschen) Vorstellung sollte das System aus Gründen der Benutzerakzeptanz möglichst entsprechen.

> Für bestimmte Prozesse ein Laufzeitverhalten „simulieren“, das nicht unbedingt dem technischen Leistungsvermögen des Rechensystems entspricht:
> ☞ Geschwindigkeit ist Hexerei?

Echtzeitbetrieb Dringlichkeit, Termineinhaltung, Vorhersagbarkeit

- oft im Konflikt mit Gerechtigkeit/Lastausgleich

Kooperativ vs. Präemptiv

Souverän ist die Anwendung oder das Betriebssystem

cooperative scheduling voneinander abhängiger Prozesse

- „unkooperative“ Prozesse können die CPU monopolisieren
- während der Programmausführung müssen Systemaufrufe erfolgen
  - Endlosschleifen ohne Systemaufrufe im Anwendungsprogramm verhindern Prozesse anderer Anwendungsprogramme
- alle Systemaufrufe müssen den Scheduler durchlaufen

preemptive scheduling voneinander unabhängiger Prozesse

- Prozessen wird die CPU entzogen, zugunsten anderer Prozesse
- der laufende Prozess wird ereignisbedingt von der CPU verdrängt
  - Endlosschleifen beeinträchtigen andere Prozesse nicht (bzw. kaum)
- die Ereignisbehandlung aktiviert (direkt/indirekt) den Scheduler
- Monopolisierung der CPU ist nicht möglich: CPU-Schutz

Deterministisch vs. Probabilistisch

Mit oder ohne *à priori* Wissen

deterministic scheduling bekannter, exakt vorberechneter Prozesse

- alle CPU-Stoßlängen und ggf. auch Termine sind bekannt
  - bei (strikten) Echtzeitsystemen mindestens die Stoßlänge des „schlimmsten Falls“ (engl. *worst-case execution time*, WCET)
- die genaue Vorhersage der CPU-Auslastung ist möglich
- das System stellt die Einhaltung von Zeitgarantien sicher
- die Zeitgarantien gelten unabhängig von der jeweiligen Systemlast

probabilistic scheduling unbekannter Prozesse

- exakte CPU-Stoßlängen sind unbekannt, ggf. auch Termine
- die CPU-Auslastung kann lediglich abgeschätzt werden
- das System kann Zeitgarantien weder geben noch einhalten
- Zeitgarantien sind durch die Anwendung sicherzustellen

Statisch vs. Dynamisch

Entkoppelt von oder gekoppelt mit der Programmausführung

offline scheduling statisch, vor der Programmausführung

- Komplexität verbietet Ablaufplanung im laufenden Betrieb
  - zu berechnen, ob die Einhaltung aller Zeitvorgaben garantiert werden kann, ist ein NP-vollständiges Problem
  - die Berechnungskomplexität wird zum kritischen Faktor, wenn auf jede abfangbare katastrophale Situation zu reagieren ist
- Ergebnis der Vorberechung ist ein vollständiger Ablaufplan
  - u.a. erstellt per Quelltextanalyse spezieller „Übersetzer“
  - oft zeitgesteuert abgearbeitet als Teil der Prozesseinlastung
- die Verfahren sind zumeist beschränkt auf strikte Echtzeitsysteme

online scheduling dynamisch, während der Programmausführung

- Stapelsysteme, interaktive Systeme, verteilte Systeme
- schwache und feste Echtzeitsysteme

Asymmetrisch vs. Symmetrisch

An eine CPU gebundene oder ungebundene Programmausführung

asymmetric scheduling ist abhängig von Eigenschaften der Ebene $_{2/3}$

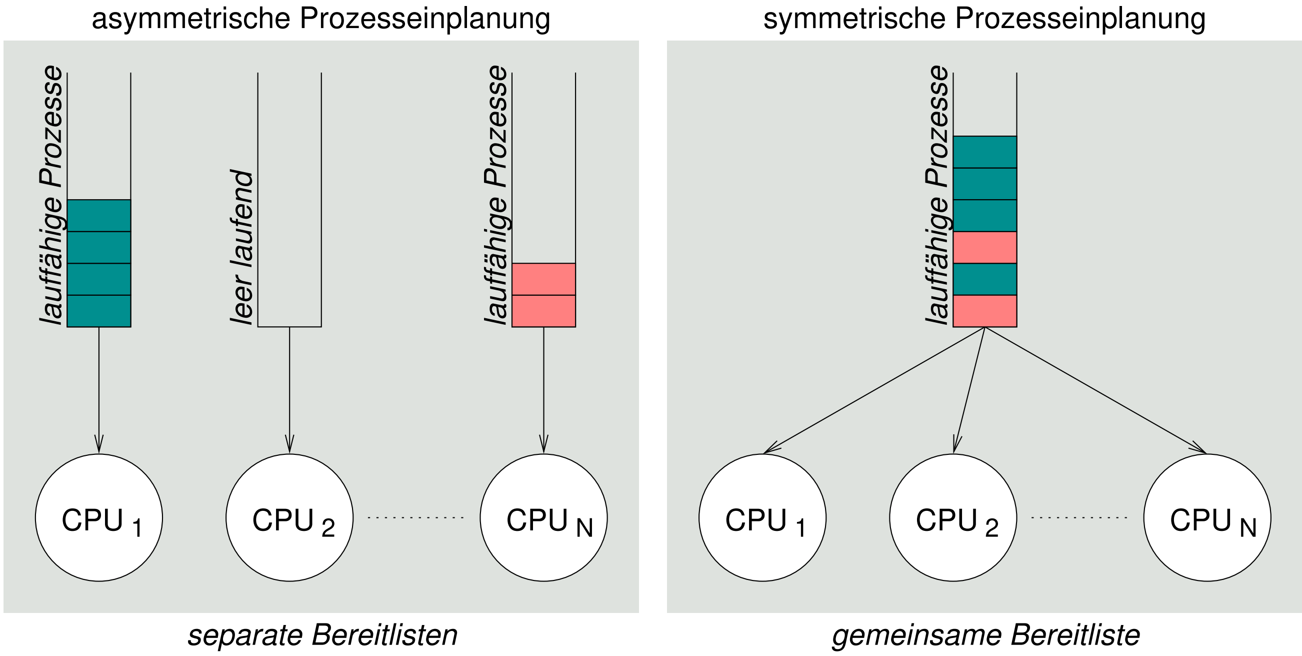
- obligatorisch in einem asymmetrischen Multiprozessorsystem
  - die Rechnerarchitektur sieht programmierbare Spezialprozessoren vor
  - z.B. Grafik- und/oder Kommunikationsprozessoren einerseits und ein Feld konventioneller (gleichartiger) CPUs andererseits
  - auszuführende Programme sind an bestimmte Prozessoren gebunden
- optional in einem symmetrischen Multiprozessorsystem (s.u.)
  - das Betriebssystem hat absolut freie Hand über die Prozessorvergabe
- Prozesse in funktionaler Hinsicht ungleich verteilen (müssen)

symmetric scheduling ist abhängig von Eigenschaften der Ebene $_2$

- identische Prozessoren, alle geeignet zur Programmausführung
- Prozesse werden gleich auf die Prozessoren verteilt: Lastausgleich

Asymmetrisch vs. Symmetrisch (Forts.)

Jedem Prozessor seine eigene oder allen Prozessoren eine gemeinsame Bereitliste



- ungleichmäßige Auslastung
- Unterbrechungssynchronisation

- gleichmäßige Auslastung
- Multiprozessorsynchronisation

Klassische Einplanungs- bzw. Auswahlverfahren

Überblick

kooperativ FCFS — gerecht
- wer zuerst kommt, mahlt zuerst...

verdrängend RR, VRR — reihum
- jeder gegen jeden...

probabilistisch SPN (SJF), SRTF, HRRN — priorisierend
- die Kleinen nach vorne...

mehrstufig MLQ, FB (MLFQ)
- Rasterfahndung...

FCFS (engl. *first come, first served*)

Fair, einfach zu implementieren (FIFO Queue), ..., dennoch problematisch

Prozesse werden nach ihrer Ankunftszeit (engl. *arrival time*) eingeplant und in der sich daraus ergebenden Reihenfolge auch verarbeitet

- nicht-verdrängendes Verfahren, setzt kooperative Prozesse voraus

Gerechtigkeit auf Kosten hoher Antwortzeit und niedrigem E/A-Durchsatz

- suboptimal bei einem Mix von kurzen und langen CPU-Stößen

$$\text{Prozesse mit} \left\{ \begin{array}{l} \text{langen} \\ \text{kurzen} \end{array} \right\} \text{CPU-Stößen werden} \left\{ \begin{array}{l} \text{begünstigt} \\ \text{benachteiligt} \end{array} \right\}$$

☞ Konvoi(d)effekt: mehrere kurze Aufträge folgen einem langen...

FCFS (Forts.)

Durchlaufzeit kurzer Prozesse im Mix mit langen Prozessen

Prozess	Zeiten					T_q/T_s
	Ankunft	T_s	Start	Ende	T_q	
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

T_s = Bedienzeit, T_q = Duchlaufzeit

normalisierte Duchlaufzeit (T_q/T_s) von C ist vergleichsweise sehr schlecht

- sie steht in einem extrem schlechten Verhältnis zur Bedienzeit T_s
- typischer Effekt im Falle von kurzen Prozessen, die langen folgen

RR (engl. *round robin*)

Verdrängendes FCFS, Zeitscheiben, CPU-Schutz

Prozesse werden nach ihrer Ankunftszeit ein- und in regelmäßigen Zeitabständen (periodisch) umgeplant

- verdrängendes Verfahren, nutzt periodische Unterbrechungen
  - Zeitgeber (engl. *timer*) liefert asynchrone Programmunterbrechungen
- jeder Prozess erhält eine Zeitscheibe (engl. *time slice*) zugeteilt
  - obere Schranke für die CPU-Stoßlänge eines laufenden Prozesses

Verringerung der bei FCFS auftretenden Benachteiligung von Prozessen mit kurzen CPU-Stößen

- die Zeitscheibenlänge bestimmt die Effektivität des Verfahrens
  - zu lang, Degenierung zu FCFS; zu kurz, sehr hoher Mehraufwand
- Faustregel: etwas länger als die Dauer eines „typischen CPU-Stoßes“

RR (Forts.)

Leistungsprobleme bei einem Mix von Prozessen

E/A-intensive Prozesse schöpfen ihre Zeitscheibe selten voll aus

- sie beenden ihren CPU-Stoß freiwillig
  - vor Ablauf der Zeitscheibe

CPU-intensive Prozesse schöpfen ihre Zeitscheibe meist voll aus

- sie beenden ihren CPU-Stoß unfreiwillig
  - durch Verdrängung

☞ Konvoi(d)effekt: mehrere kurze CPU-Stöße folgen einem langen. . .

CPU-Zeit ist zu Gunsten CPU-intensiver Prozesse ungleich verteilt

- E/A-intensive Prozesse werden schlechter bedient
- E/A-Geräte sind schlecht ausgelastet

☞ Varianz der Antwortzeit E/A-intensiver Prozesse ist groß

VRR (engl. *virtual round robin*)

RR mit Vorzugswarteschlange und variablen Zeitscheiben

Prozesse werden mit Beendigung ihres E/A-Stoßes bevorzugt eingeplant, jedoch nicht (zwingend) bevorzugt/sofort eingelastet

- Einreihung in eine der Bereitliste vorgeschalteten Vorzugsliste
  - FIFO $\leadsto$ evtl. Benachteiligung hoch-interaktiver Prozesse; daher…
  - aufsteigend sortiert nach dem Zeitscheibenrest eines Prozesses
- Umplanung erfolgt bei Beendigung des jeweils laufenden CPU-Stoßes
  - die Prozesse auf der Vorzugsliste werden zuerst eingelastet
  - sie bekommen die CPU für die Restdauer ihrer Zeitscheibe zugeteilt
  - bei Ablauf dieser Zeitscheibe werden sie in die Bereitsliste eingereiht

Vermeidung der bei RR möglichen ungleichen Verteilung von CPU-Zeiten

- bevorzugt werden interaktive Prozessen mit kurzen CPU-Stößen
- erreicht durch strukturelle Maßnahmen…

SPN (engl. *shortest process next*)

Zeitreihen bilden, analysieren und verwerten

Prozesse werden nach ihrer erwarteten Bedienzeit eingeplant

- Grundlage dafür ist *à priori* Wissen über die Prozesslaufzeiten:

Stapelbetrieb	Programmierer setzen eine Frist (engl. *time limit*)
Produktionsbetrieb	Erstellung einer Statistik durch Probeläufe
Dialogbetrieb	Abschätzung von CPU-Stoßlängen zur Laufzeit

- Abarbeitung einer aufsteigend nach (vor/zur Laufzeit abgeschätzten) Prozesslaufzeiten sortierten Bereitsliste
  - statische oder dynamische Verfahrensweise

Verkürzung von Antwortzeiten und Steigerung der Gesamtleistung des Systems auf Kosten länger laufender Prozess

- ein Verhungern (engl. *starvation*) dieser Prozesse ist möglich

SPN (Forts.)

Abschätzung der Dauer eines CPU-Stoßes

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 sollten mit größerer Wichtung eingehen: Lokalität

Messung der Dauer eines CPU-Stoßes geschieht bei Prozesseinlastung:

- Stoppzeit T_2 von P_x entspricht (in etwa) der Startzeit T_1 von P_y
  - gemessen in Uhrzeit (engl. *clock time*) oder Uhrtick (engl. *clock tick*)
- Akkumulation der Differenzen $T_2 - T_1$ für jeden Prozess P_i

7 Prozesseinplanung 7.6 Grundlegende Strategien

SPN (Forts.)

Wichtung der CPU-Stöße, Dämpfungsfilter (engl. *decay filter*) einsetzen

Dämpfung (engl. *decay*) der am weitesten zurückliegenden CPU-Stöße:

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

- 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:
  - $S_{n+1} = \alpha T_n + (1-\alpha)\alpha T_{n-1} + \ldots + (1-\alpha)^i \alpha T_{n-1} + \ldots + (1-\alpha)^n S_1$
- Beispiel der Entwicklung für $\alpha = 0.8$:
  - $S_{n+1} = 0.8 T_n + 0.16 T_{n-1} + 0.032 T_{n-2} + 0.0064 T_{n-3} + \ldots$

SRTF (engl. *shortest remaining time first*)

Verdrängendes SPN, Verhungerungsgefahr, Effektivität von VRR

Prozesse werden nach ihrer erwarteten Bedienzeit eingeplant und in unregelmäßigen Zeitabständen sporadisch umgeplant

- sei T_{et} die erwartete CPU-Stoßlänge eines eintreffenden Prozesses
- sei T_{rt} die verbleibende CPU-Stoßlänge des laufenden Prozesses
- der laufende Prozess wird verdrängt, wenn gilt: $T_{et} < T_{rt}$

Umplanung erfolgt ereignisbedingt und (ggf. voll) verdrängend

- z.B. bei Beendigung des E/A-Stoßes eines darauf wartenden Prozesses
- allgemein: bei Aufhebung der Wartebedingung für einen Prozess

Verdrängung führt zu besseren Antwort- und Durchlaufzeiten:

- gegenüber VRR steht der *Overhead* zur CPU-Stoßlängenabschätzung

HRRN (engl. *highest response ratio next*)

SRTF ohne Verhungern der Prozesse

Prozesse werden nach ihrer erwarteten Bedienzeit eingeplant und periodisch unter Berücksichtigung ihrer Wartezeit umgeplant

- in regelmäßigen Zeitabständen wird ein Verhältniswert R berechnet:

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

  w aktuell abgelaufene Wartezeit eines Prozesses
  s erwartete (d.h., abgeschätzte) Bedienzeit eines Prozesses

- periodische Aktualisierung aller Einträge in der Bereitliste
- ausgewählt wird der Prozess mit dem größten Verhältniswert R

Alterung (engl. *aging*) von Prozessen meint einen Anstieg der Wartezeit

- der Alterung entgegenwirken (engl. *anti-aging*) beugt Verhungern vor

MLQ (engl. *multilevel queue*)

Unterstützt Mischbetrieb: Vorder- und Hintergrundbetrieb

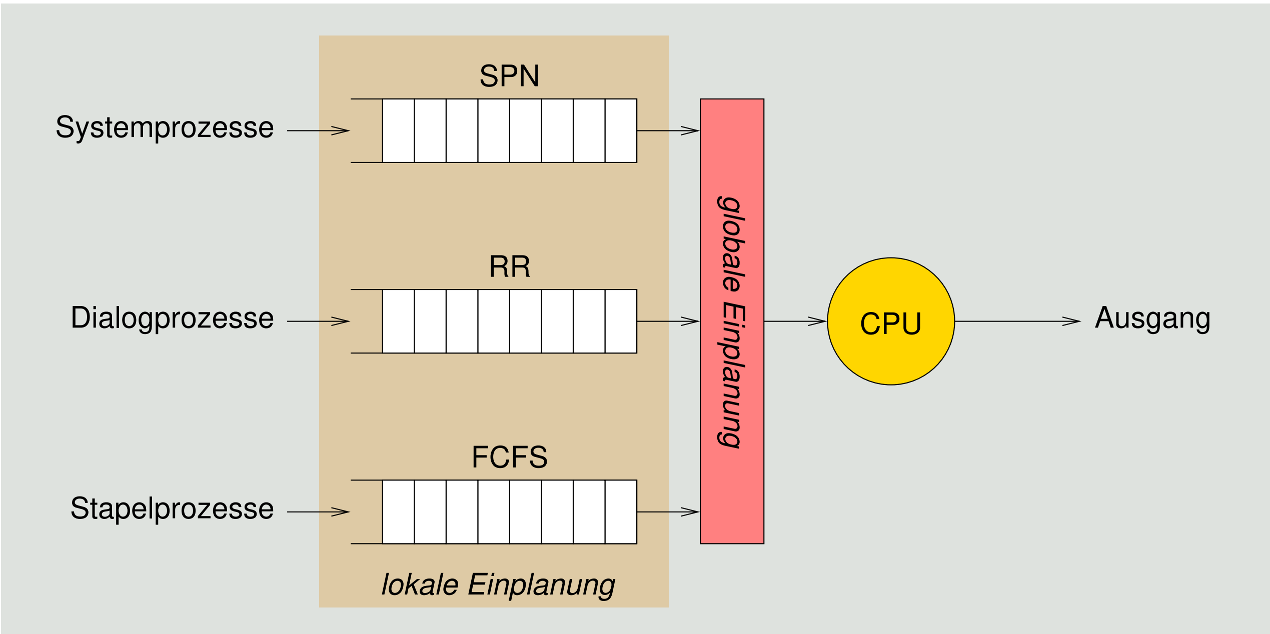
Prozesse werden nach ihrem Typ (d.h., nach den für sie zutreffend geglaubten Eigenschaften) eingeplant

- Aufteilung der Bereitliste in separate („getypte") Listen
  - z.B. für System-, Dialog- und Stapelprozesse
- mit jeder Liste eine lokale Einplanungsstrategie verbinden
  - z.B. SPN, RR und FCFS
- zwischen den Listen eine globale Einplanungsstrategie definieren
  - **statisch** eine Liste einer bestimmten Prioritätsebene fest zuordnen
    - Verhungerungsgefahr für Prozesse tiefer liegender Listen
  - **dynamisch** die Listen im Zeitmultiplexverfahren wechseln
    - z.B. 40 % System-, 40 % Dialog- und 20 % Stapelprozesse

Prozessen Typen zuordnen ist eine statische Entscheidung: sie wird zum Zeitpunkt der Prozesserzeugung getroffen

MLQ (Forts.)

Mischbetrieb mit System-, Dialog- und Stapelprozessen



FB (engl. *feedback*)

Begünstigt kurze/interaktive Prozesse, ohne die relativen Stoßlängen kennen zu müssen

Prozesse werden nach ihrer Ankunftszeit ein- und in regelmäßigen Zeitabständen (periodisch) umgeplant

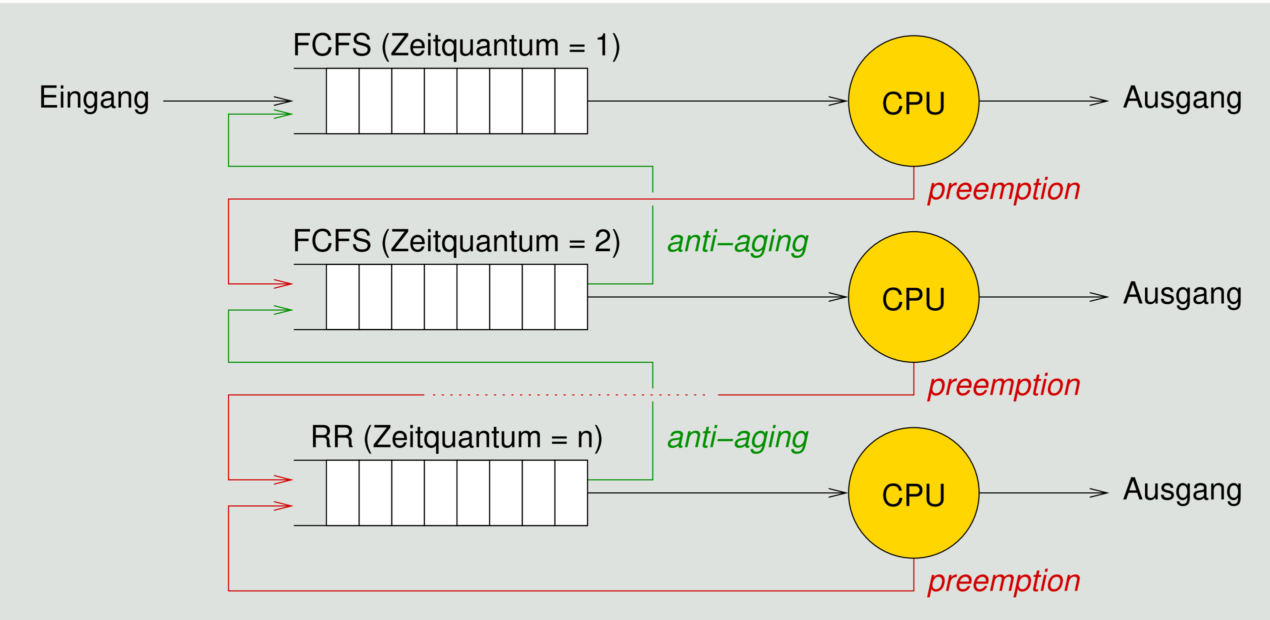
- Hierarchie von Bereitlisten, je nach Anzahl der Prioritätsebenen
  - erstmalig eintreffende Prozesse steigen oben ein
  - Zeitscheibenablauf drückt den laufenden Prozess weiter nach unten
- je nach Ebene verschiedene Einreihungsstrategien und -parameter
  - die unterste Ebene arbeitet nach RR, alle anderen (höheren) nach FCFS
  - die Zeitscheibengrößen nehmen von oben nach unten zu

Bestrafung (engl. *penalization*) von Prozessen mit langen CPU-Stößen

- Prozesse mit kurzen CPU-Stößen laufen relativ schnell durch
- Prozesse mit langen CPU-Stößen fallen nach unten durch
  - ggf. wird der Alterung entgegengewirkt: Prozesse wieder anheben

FB (Forts.)

Bestrafung lange laufender Prozesse und Bewährung lange wartender Prozesse



multilevel feedback queue (MLFQ)

Prioritäten setzende Verfahren

Statische Prioritäten (MLQ) vs. dynamische Prioritäten (VRR, SPN, SRTF, HRRN, FB)

Prozessvorrang bedeutet die bevorzugte Einlastung von Prozessen mit höherer Priorität und wird auf zwei Arten bestimmt:

statisch zum Zeitpunkt der Prozesserzeugung $\rightsquigarrow$ Laufzeitkonstante
- wird im weiteren Verlauf nicht mehr verändert
- erzwingt eine deterministische Ordnung zw. Prozessen

dynamisch zum Zeitpunkt der Prozessausführung $\rightsquigarrow$ Laufzeitvariable
- die Berechnung erfolgt durch das Betriebssystem
  - ggf. in Kooperation mit den Anwendungsprogrammen
- erzwingt keine deterministische Ordnung zw. Prozessen

Echtzeitverarbeitung bedingt Prioritäten setzende Verfahren
- jedoch nicht jedes solcher Verfahren eignet sich zum Echtzeitbetrieb
- Einplanung muss ein deterministisches Laufzeitverhalten liefern
  - entsprechend der jeweiligen Anforderungen der Anwendungsdomäne

Gegenüberstellung von Strategien und Verfahrensweisen

kooperativ/verdrängend vs. probabilistisch/deterministisch

	FCFS	RR	VRR	SPN	SRTF	HRRN	FB
kooperativ	✓			✓			
verdrängend		✓	✓		✓	✓	✓
probabilistisch				✓	✓	✓	
deterministisch	keine bzw. nicht von sich aus allein						

MLQ umfasst die Eigenschaften der in dem Verfahren vereinten Strategien
- Priorisierung von Strategien liefert Nuancen im Laufzeitverhalten
- speziellen Anwendungsanforderungen (teilweise) entgegenkommen:
  - z.B. FCFS priorisieren $\rightsquigarrow$ „*number crunching*“ fördern

UNIX klasssich

Zweistufiges Verfahren, Anwortzeiten minimierend, Interaktivität fördernd

low-level kurzfristig; präemptiv, MLFQ, dynamische Prozessprioritäten

- einmal pro Sekunde: $prio = cpu\_usage + p\_nice + base$
- CPU-Nutzungsrecht mit jedem „Tick" ($1/10\,s$) verringert
  - Prioritätswert kontinuierlich um „Tickstand" erhöhen
  - je höher der Wert, desto niedriger die Priorität
- über die Zeit gedämpftes CPU-Nutzungsmaß: cpu_usage
  - der Dämpfungsfilter variiert von UNIX zu UNIX

high-level mittelfristig; mit Umlagerung arbeitend

Prozesse können relativ zügig den Betriebssystemkern verlassen

- gesteuert über die beim Schlafenlegen einstellbare Aufweckpriorität

UNIX 4.3 BSD

MLFQ (32 Warteschlangen, RR), dynamische Prioritäten (0–127)

Berechnung der Benutzerpriorität bei jedem vierten Tick (40 ms)

- $p\_usrpri = PUSER + \left\lceil \frac{p\_cpu}{4} \right\rceil + 2 \cdot p\_nice$
  - mit $p\_cpu = p\_cpu + 1$ bei jedem Tick (10 ms)
  - Gewichtungsfaktor $-20 \leq p\_nice \leq 20$ ☞ `nice(2)`
- Prozess mit Priorität P kommt in Warteschlange $P/4$

Glättung des Wertes der Prozessornutzung (p_cpu) jede Sekunde

- $p\_cpu = \frac{2 \cdot load}{2 \cdot load + 1} \cdot p\_cpu + p\_nice$
- Sonderfall: Prozesse schliefen länger als eine Sekunde
  - $p\_cpu = \left[\frac{2 \cdot load}{2 \cdot load + 1} \right]^{p\_slptime} \cdot p\_cpu$

UNIX 4.3 BSD (Forts.)

Glättung durch Dämpfungsfilter (engl. *decay filter*)

Annahme 1: mittlere Auslastung (*load*) sei 1: $p\_cpu = 0.66 \cdot p\_cpu + p\_nice$

Annahme 2: Prozess sammelt T_i Ticks im Zeitinterval i an, $p\_nice = 0$:

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

☞ nach fünf Sekunden gehen nur noch etwa 13 % der „Altlast“ ein

UNIX Solaris

MLQ (4 Klassen) und MLFQ (60 Ebenen, Tabellensteuerung)

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`

MLQ (Klasse)		Priorität
time-sharing	TS	0–59
interactive	IA	0–59
system	SYS	60–99
real time	RT	100–109

MLFQ in Klasse TS bzw. IA:

- *quantum* Zeitscheibe (ms)
- *tqexp* Ebene bei Bestrafung
- *slprt* Ebene nach Deblockierung
- *maxwait* ohne Bedienung (s)
- *lwait* Ebene bei Bewährung

Besonderheit: *dispatch table* (TS, IA) kapselt sämtliche Entscheidungen

- kunden-/problemspezifische Lösungen durch verschiedene Tabellen

UNIX Solaris (Forts.)

Bestrafung vs. Bewährung nach Verdrängung

Beispiel:

- 1 $\times$ CPU-Stoß à 1000 ms
- 5 $\times$ E/A-Stoß $\rightarrow$ CPU-Stoß à 1 ms

#	Ebene	CPU-Stoß	Ereignis
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: nach 640 ms. . .

- der Prozess wird verdrängt und muss auf die erneute Einlastung warten
- der Alterung des wartenden Prozesses wird durch Anhebung seiner Priorität entgegengewirkt (*anti-aging*)
- die höhere Ebene erreicht, steigt der Prozess im weiteren Verlauf wieder ab

. . .

7	0	20	*anti-aging*
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

. . .

Linux 2.4

Epochen und Zeitquanten

Prozessen zugewiesene Prozessorzeit ist in Epochen unterteilt

beginnen alle lauffähige Prozess haben ihr Zeitquantum erhalten

enden alle lauffähigen Prozesse haben ihr Zeitquantum verbraucht

Zeitquanten (Zeitscheiben) variieren mit den Prozessen und Epochen

- jeder Prozess besitzt eine einstellbare Zeitquantumbasis ☞ `nice(2)`
  - 20 Ticks $\approx$ 210 ms
  - das Zeitquantum eines Prozesses nimmt periodisch (Tick) ab
- beide Werte addiert liefert die dynamische Priorität eines Prozesses
  - dynamische Anpassung: $quantum = quantum/2 + (20 - nice)/4 + 1$

Echtzeitprozessse (schwache EZ) besitzen statische Prioritäten: 1–99

Linux 2.4 (Forts.)
Einplanungsklassen und Gütefunktion

Prozesseinplanung unterscheidet zwischen drei *Scheduling*-Klassen:

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

Prozessauswahl greift auf eine Gütefunktion zurück: ☞ $O(n)$

$v = -1000$	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	$++$

Prozesse können bei der Auswahl einen Bonus („*boost*") erhalten

- sofern sie sich mit dem Vorgänger den Adressraum teilen

Linux 2.5
Deterministische Prozesseinplaung: $O(1)$

Einplanung von Prozessen hat konstante Berechnungskomplexität:

Prioritätsfelder zwei Tabellen pro CPU: *active*, *expired*

Prioritätsebenen 140 Ebenen pro Tabelle

- 1–100 für Echtzeit-, 101–140 für 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: $prio = MAX\_RT\_PRIO + nice + 20$

Ablauf des Zeitquantums befördert den aktiven Prozess ins „*expired*"-Feld

- zum Epochenwechsel werden die Tabellen ausgetauscht
  - `void *aux = active; active = expired; expired = aux;`

Einplanung $\leadsto$ Einlastungsreihenfolge von Prozessen

Zuteilung von Betriebsmitteln an konkurrierende Prozesse

- Betriebssysteme treffen Zuteilungsentscheidungen auf drei Ebenen:

long-term scheduling	Lastkontrolle des Systems
medium-term scheduling	Umlagerung von Programmen
short-term scheduling	Einlastungsreihenfolge von Prozessen

- die Entscheidungskriterien haben verschiedene Dimensionen:

Benutzer	Antwort-/Durchlaufzeit, Termine, Vorhersagbarkeit
System	Durchsatz, Auslastung, Gerechtigkeit, Dringlichkeit, Lastausgleich

- Prozesseinplanung kennt z.T sehr unterschiedlich Verfahrensweisen
  - kooperativ/verdrängend, deterministisch/probabilistisch
  - entkoppelt/gekoppelt, asymmetrisch/symmetrisch
- Dimension, Kriterium und Verfahrensweise $\leadsto$ Einplanungsstrategien
  - FCFS, RR, VRR, SPN, SRTF, HRRN, MLQ, FB (MLFQ)

Überblick

Routinenartige Komponente eines Programms

Gleichberechtigtes Unterprogramm

Ko{existierende, operierende}-Routine

An autonomous program which communicates with adjacent modules as if they were input or output subroutines.

[...]

Coroutines are subroutines all at the same level, each acting as if it were the master program. [48]

Koroutinen wurden erstmalig um 1963 in der von Conway entwickelten Architektur eines Fließbandübersetzers (engl. *pipeline compiler*) eingesetzt. Darin wurden Parser konzeptionell als Datenflussfließbänder zwischen Koroutinen aufgefasst. Die Koroutinen repräsentierten *first-class* Prozessoren wie z.B. Lexer, Parser und Codegenerator.

Autonomer Kontrollfluss eines Programms

Kontrollfaden (engl. *thread of control*, TOC)

Koroutinen konkretisieren Prozesse (implementieren Prozessinstanzen), sie repräsentieren die Aktivitätsträger von Programmen

1. ihre Ausführung beginnt immer an der letzten „Unterbrechungsstelle"
   - d.h., an der zuletzt die Kontrolle über den Prozessor abgegeben wurde
   - die Kontrollabgabe geschieht dabei grundsätzlich kooperativ (freiwillig)
2. zw. aufeinanderfolgenden Ausführungen ist ihr Zustand invariant
   - lokale Varbiablen (ggf. auch aktuelle Parameter) behalten ihre Werte
   - bei Abgabe der Prozessorkontrolle terminiert die Koroutine nicht

Koroutinen repräsentieren „zustandsbehaftete Prozeduren", deren Aktivierungskontext während Phasen der Inaktivität erhalten bleibt

Koroutine deaktivieren $\mapsto$ Kontext „einfrieren" (sichern)

Koroutine aktivieren $\mapsto$ Kontext „auftauen" (wieder herstellen)

Programmiersprachliches Mittel zur Prozessorweitergabe

Multiplexen des Prozessors zwischen Prozessinstanzen

Koroutinen sind Prozeduren ähnlich, es fehlt jedoch die Aufrufhierarchie

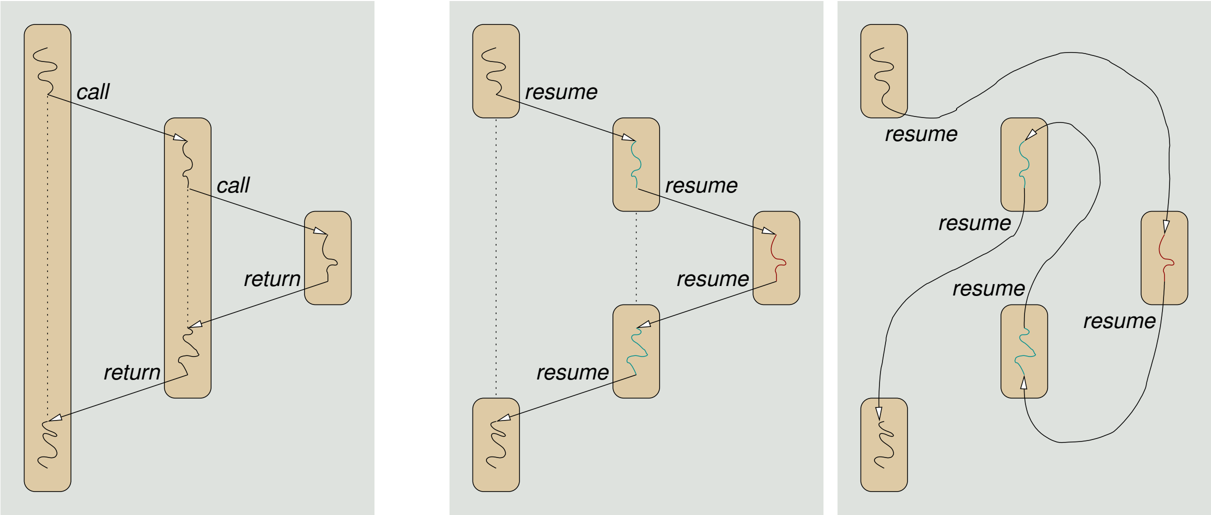
> Beim Verlassen einer Koroutine geht anders als beim Verlassen einer Prozedur die Kontrolle nicht automatisch an die aufrufende Routine zurück. Stattdessen wird mit einer *resume*-Anweisung beim Verlassen einer Koroutine explizit bestimmt, welche andere Koroutine als nächste ausgeführt wird. [55, S. 49]

Routine kein Kontrollflusswechsel bei Aktivierung/Deaktivierung
- asymmetrische Aktivierung, ungleichberechtigte Rollen

Koroutine Kontrollflusswechsel bei Aktivierung/Deaktivierung
- symmetrische Aktivierung, gleichberechtigte Rollen

Routine vs. Koroutine

Aufrufhierarchie vs. Nebenläufigkeit



Routinen Koroutinen

- Aufrufhierarchie
- bestenfalls Aktivierungshierarchie
- Nebenläufigkeit inhärent im Konzept

Routine vs. Koroutine (Forts.)

Spezialfall eines generischen Konzeptes

Routine spezifischer als Koroutine

- ein einziger Einstiegspunkt
  - immer am Anfang
- ein einziger Ausstiegspunkt
  - kehrt nur einmal zurück
- Lebensdauer nach LIFO
  - *last in*, *first out*

Koroutine generischer als Routine

- ggf. mehrere Einstiegspunkte
  - dem letzten Ausstieg folgend
- ggf. mehrere Ausstiegspunkte
  - kehrt ggf. mehrmals zurück
- Lebensdauer nach LIAO
  - *last in*, *any out*

Routinen können durch Koroutinen implementiert werden [60]:

call $\mapsto$ *resume* der aufgerufenen Routine an ihrer Einsprungadresse

- Rücksprungkontext einfrieren, Aktivierungskontext erzeugen

return $\mapsto$ *resume* der aufrufenden Routine an ihrer Rücksprungadresse

- Aktivierungskontext zerstören, Rücksprungkontext auftauen

Buchführung über Fortsetzungspunkte

Fortsetzung (engl. *continuation*) einer Programmausführung

Fortsetzungspunkt ist die Stelle in einem Programm, an der die Wiederaufnahme (engl. *resumption*) der Programmausführung möglich ist

- eine Adresse im Textsegment, an der ein Kontrollfluss (freiwillig, erzwungenermaßen) unterbrochen wurde
- die Stelle, an der der CPU-Stoß der einen Koroutine endet und der CPU-Stoß einer anderen Koroutine beginnt

Koroutinen zu implementieren bedeutet, Programmfortsetzungen zu verbuchen und Aktivierungskontexte zu wechseln:

- Fortsetzungsadressen sind dynamisch festzulegen und zu speichern
  - z.B. wie im Falle der Rücksprungadresse einer Prozedur
- Laufzeitzustände sind zu sichern und wieder herzustellen
  - z.B. die Inhalte der von einer Koroutine benutzten Arbeitsregister

Kontrollflussverfolgung

Programmfortsetzung und Aktivierungskontext

```
void *foo, *bar;

void emuser (void *foo, void **bar) {
    *bar = foo;
}

int main () {
    emuser(foo, &bar);
}
```

```
emuser:
    movl  8(%esp),%edx
    movl  4(%esp),%eax
    movl  %eax,(%edx)
    ret

main:
    ...
    pushl $bar
    pushl foo
    call  emuser
    ...
```

Beispiel Stapelmaschine (x86, m68k):

- Rücksprungadresse und aktuelle Parameter liegen auf dem Laufzeitstapel (engl. *runtime stack*) des Prozessors
- Aktivierungskontexte im Stapel sichern bzw. daraus wieder herstellen

Kontrollflussverfolgung (Forts.)

Programmfortsetzung verbuchen und Aktivierungskontext wechseln

```
void *foo, *bar;

extern void resume (void *, void **);

int main () {
    resume(foo, &bar);
}
```

```
resume:
    movl  8(%esp),%edx
    movl  %esp,(%edx)
    movl  4(%esp),%esp
    ret
```

Trick ist es, jeder Koroutine einen eigenen Laufzeitstapel bereitzustellen und *resume* als Prozedur zu implementieren:

- wechseln des Aktivierungskontextes (von Koroutinen) bedeutet dann:
  - *resume* aufrufen, um die Rücksprungadresse gesichert zu bekommen
  - in *resume*: den aktuellen Wert des Stapelzeigers der CPU sichern und dem Stapelzeiger einen neuen Wert geben $\rightsquigarrow$ Stapel umschalten
  - *resume* verlassen, um an einer anderen Rücksprungadresse fortzufahren
- ggf. muss *resume* den kompletten Prozessorstatus austauschen

Instanzenbildung

Erzeugung des initialen Aktivierungskontextes

Koroutinen sind *first-class* Objekte, die im Regelfall dynamisch zur Laufzeit angelegt werden

- Objektzustand ist der Aktivierungskontext einer Koroutine
  - ihre Fortsetzungsadresse und ggf. ihr kompletter Prozessorzustand
- Startadresse ist die Adresse einer Routine (*second-class* Objekt)

```
extern void replay ();

char* enable (char *stkp, void (*funp)()) {
    void (**sp)() = (void (**)())stkp;

    *--sp = funp;
    *--sp = replay;

    return (char *)sp;
}
```

```
replay:
    movl 0(%esp),%eax
    call *%eax
    jmp  replay
```

`enable` macht eine Routine zur Koroutine: legt (1) die Startadresse der Koroutine und (2) die Adresse der aufrufenden Routine auf den Stapel der Koroutine ab

`replay` bildet die Aufrufumgebung einer Koroutine: liest (1) die Startadresse der Koroutine vom Stapel und ruft (2) die Koroutine initial als Routine auf

Termination der Koroutine von selbst ist nicht möglich, da Wissen über die alternativ zu aktivierende Koroutine fehlt ⇝ Fäden, Fadenverwaltung

Koroutinen „mechanisieren“ Programmfäden

Technisches Detail zum Multiplexen der CPU zwischen Prozessen

Mehrprogrammbetrieb basiert auf Koroutinen des Betriebssystems

- für jedes auszuführende Programm wird eine Koroutine bereitgestellt
  - ggf. für jeden Programmfaden ⇝ leichtgewichtiger Prozess
- ist eine Koroutine aktiv, so ist das ihr zugeordnete Programm aktiv
  - der durch die Koroutine implementierte Programmfaden ist aktiv
- um ein anderes Programm auszuführen, ist die Koroutine zu wechseln

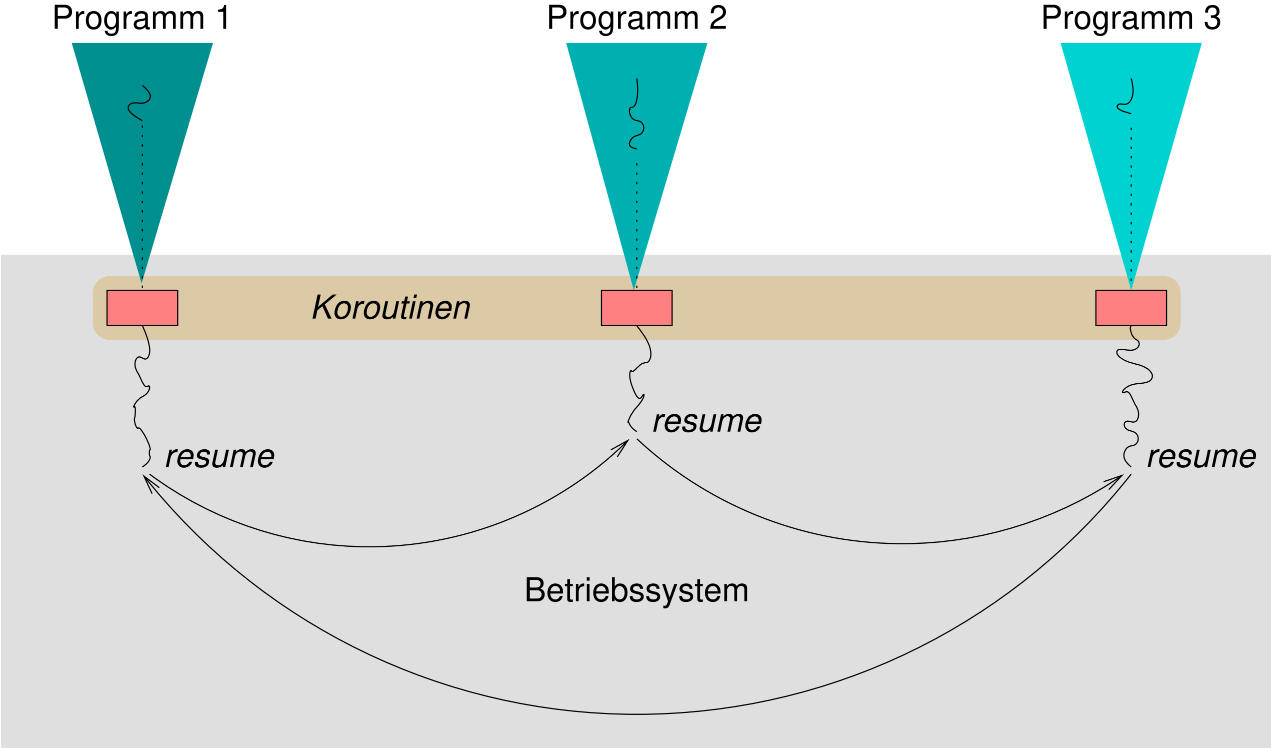
Koroutinen sind (in dem Modell) die Aktivitätsträger des Betriebssystems

- ihr Aktivierungskontext ist globale Variable des Betriebssystems
- für jede Prozessinstanz gibt es eine solche Betriebssystemvariable

☞ ein Betriebssystem ist Inbegriff für das nicht-sequentielle Programm

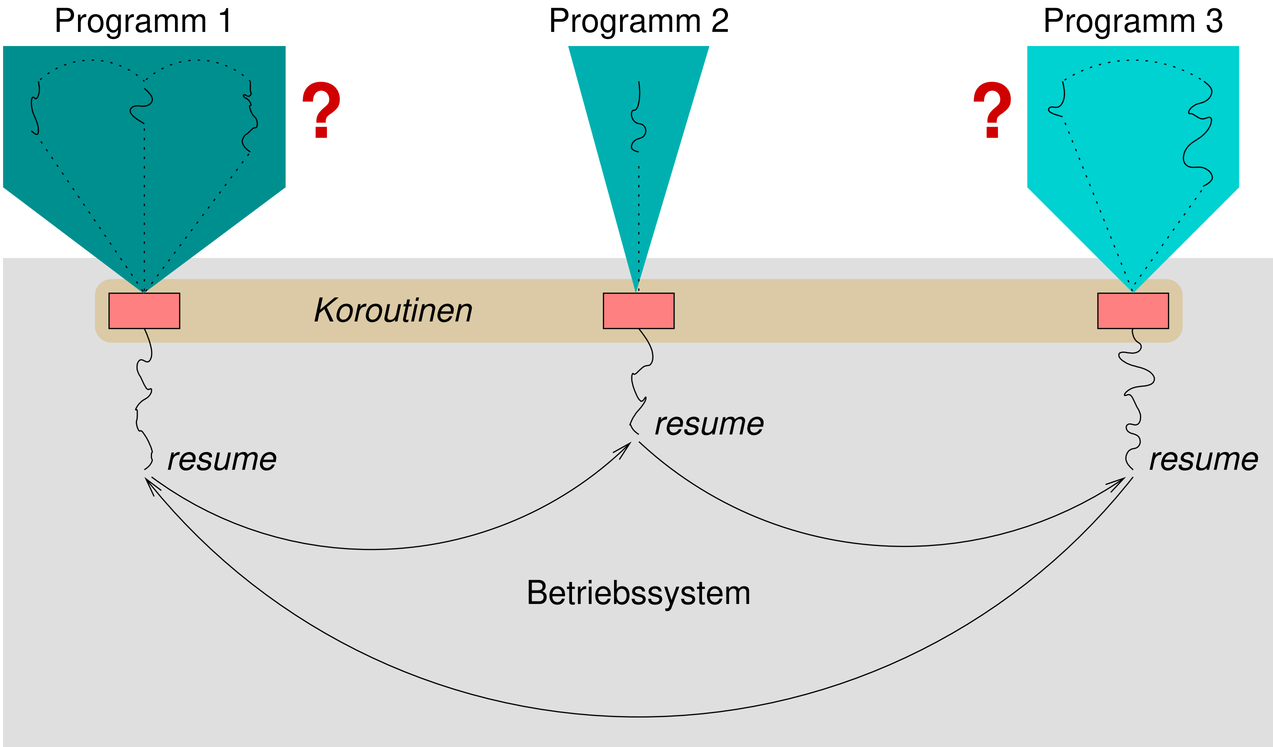
Verarbeitung sequentieller Programme

Koroutine als abstrakter Prozessor — Bestandteil des Betriebssystems



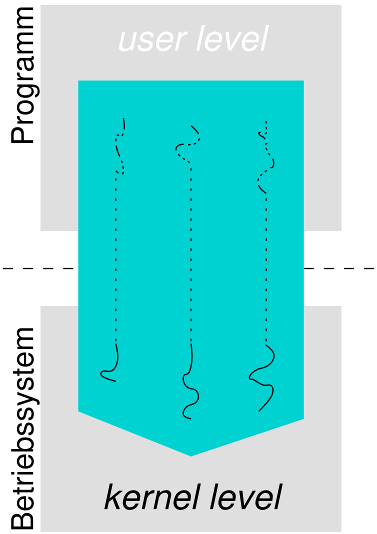
Verarbeitung nicht-sequentieller Programme

Multiplexen eines abstrakten Prozessors



Fäden der Kernebene

Klassische Variante von Mehrprozessbetrieb



Anwendungsprozesse sind durch Kernfäden (engl. *kernel-level threads*) implementiert

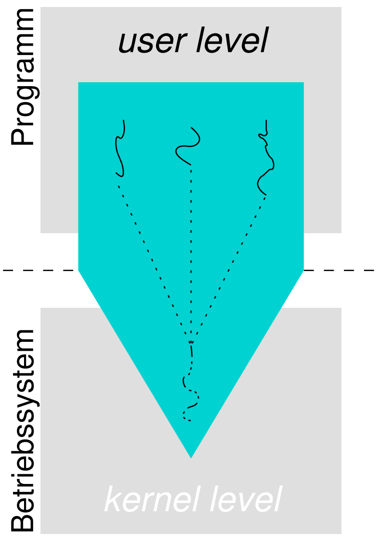
- egal, ob die Anwendungsprogramme ein- oder mehrfädig ausgelegt sind
  - jeder Anwendungsfaden ist Kernfaden
  - nicht jeder Kernfaden ist Anwendungsfaden
- Fäden sind keine Prozessinstanzen der Ebene $_3$
  - Maschinenprogramme verwenden Fäden, implementieren sie jedoch nicht selbst
- Ebene $_2$-Programme implementieren die Fäden

Einplanung und Einlastung der (leichtgewichtigen) Anwendungsprozesse sind Funktionen des Betriebssystem(kern)s

- Erzeugung, Koordination, Zerstörung von Fäden sind Systemaufrufe

Fäden der Benutzerebene

Ergänzung oder Alternative zu Kernfäden



Anwendungsprozesse sind durch Benutzerfäden (engl. *user-level threads*) implementiert

- virtuelle Prozessoren bewirken die Ausführung der (mehrfädigen) Anwendungsprogramme
  - 1 Prozessor trägt ggf. N Benutzerfäden
- der Kern stellt ggf. Planeransteuerungen (engl. *scheduler activations* [61]) bereit
  - zur Propagation von Einplanungsereignissen
- Fäden sind Prozessinstanzen der Ebene $_3$
  - implementiert durch Maschinenprogramme

Einplanung und Einlastung der (federgewichtigen) Anwendungsprozesse sind keine Funktionen des Betriebssystem(kern)s

- Erzeugung, Koordination, Zerstörung von Fäden als Unterprogramme

Prozesskontrollblock (engl. *process control block*, PCB)

Datenstruktur zur Verwaltung von Prozessinstanzen

Kopf eines Datenstrukturgeflechts zur Beschreibung einer Prozessinstanz und Steuerung eines Prozesses

- oft auch als Prozessdeskriptor (PD) bezeichnet
  - UNIX Jargon: *proc structure* (von „`struct proc`“)
- ein abstrakter Datentyp (ADT) des Betriebssystem(kern)s

Softwarebetriebsmittel zur Verwaltung von Programmausführungen

- jeder Faden wird durch eine Instanz vom Typ „PD“ repräsentiert

  Kernfaden Instanzenvariable des Betriebssystems

  Benutzerfaden Instanzenvariable des Anwendungsprogramms
- die Instanzenanzahl ist statisch (Systemkonstante) oder dynamisch

Objekt, das mit einer Prozessidentifikation (PID) assoziiert und für die gesamte Lebensdauer des betreffenden Prozesses gültig ist

- auch dann, wenn der Adressraum des Prozesses ausgelagert wurde

Aspekte der Prozessauslegung

Verwaltungseinheit einer Prozessinstanz

Dreh- und Angelpunkt, der alle prozessbezogenen Betriebsmittel bündelt

- Speicher- und, ggf., Adressraumbelegung †
  - Text-, Daten-, Stapelsegmente (*code, data, stack*)
- Dateideskriptoren und -köpfe (*inode*) †
  - {Zwischenspeicher,Puffer}deskriptoren, Datenblöcke
- Datei, die das vom Prozess ausgeführte Programm repräsentiert †

Datenstruktur, die Prozess- und Prozessorzustände beschreibt

- Laufzeitkontext des zugeordneten Programmfadens/Aktivitätsträgers
- gegenwärtiger Abfertigungszustand (*Scheduling*-Informationen) †
- anstehende Ereignisse bzw. erwartete Ereignisse †
- Benutzerzuordnung und -rechte †

Aspekte der Prozessauslegung (Forts.)

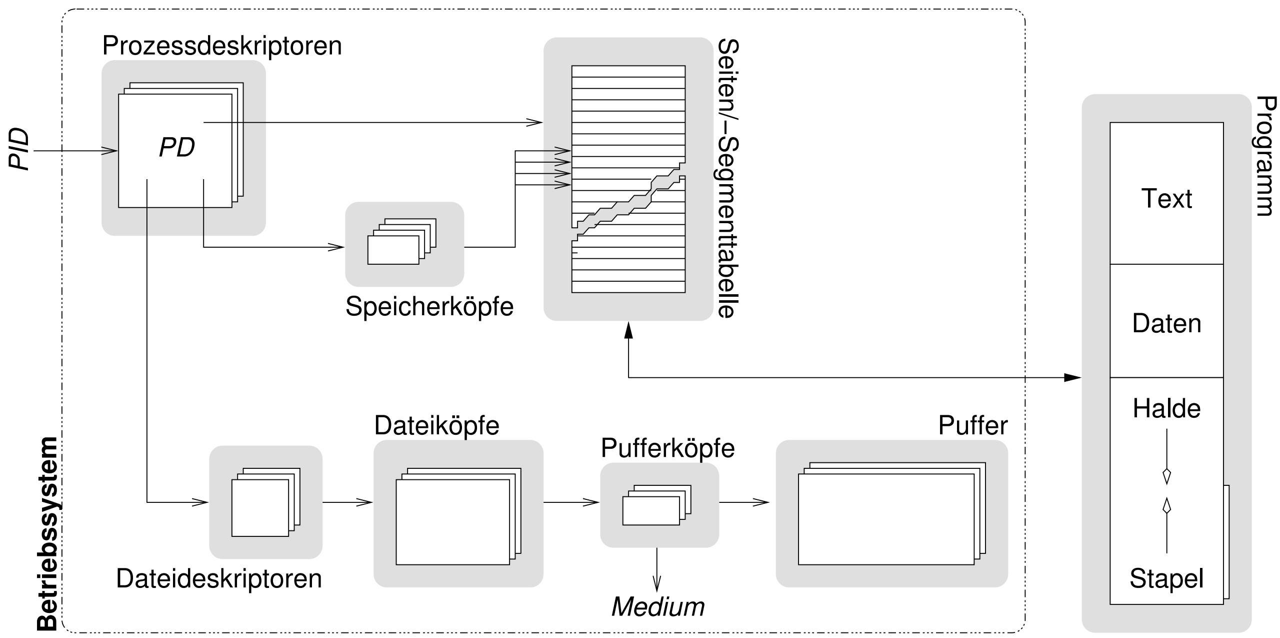
Prozessinstanz vs. Betriebsart

- Auslegung des PD ist höchst abhängig von Betriebsart und -zweck:
  1. Adressraumdeskriptoren sind nur notwendig in Anwendungsfällen, die eine Adressraumisolation erfordern
  2. für ein Sensor-/Aktorsystem haben Dateideskriptoren/-köpfe wenig Bedeutung
  3. in ROM-basierten Systemen durchlaufen die Prozesse oft immer nur ein und dasselbe Programm
  4. in Einbenutzersystemen ist es wenig sinnvoll, prozessbezogene Benutzerrechte verwalten zu wollen
  5. bei statischer Prozesseinplanung ist die Buchführung von Abfertigungszuständen verzichtbar
  6. Ereignisverwaltung fällt nur an bei ereignisgesteuerten und/oder verdrängend arbeitenden Systemen

☞ Festlegung auf eine Ausprägung grenzt Einsatzgebiete unnötig aus

Generische Datenstruktur

Logische Sicht eines Geflechts abstrakter Datentypen



Einlastung $\rightsquigarrow$ Umsetzung von Einplanungsentscheidungen

Koroutinenwechsel $\models$ Fadenwechsel $\models$ Prozesswechsel

- Koroutinen konkretisieren Prozesse, implementieren Prozessinstanzen
  - die Gewichtsklasse von Prozessen spielt eine untergeordnete Rolle
    - feder-, leicht-, schwergewichtige Prozesse basieren auf Koroutinen
  - ihr Aktivierungskontext überdauert Phasen der Inaktivität
    - gesichert („eingefroren“) im jeder Koroutine eigenen Stapelspeicher
- Programmfäden (engl. *threads*) sind durch Koroutinen repräsentiert
  - unterschieden werden zwei Fadenarten, je nach Ebene der Abstraktion:

    Kernfaden implementiert durch Programme der Befehlssatzebene
    Benutzerfaden implementiert durch Programme der Maschinenebene
  - Einlastung eines Fadens führt einen Koroutinenwechsel nach sich
- der Prozessdeskriptor ist Objekt der Buchführung über Prozesse
  - Datenstruktur zur Verwaltung von Prozess- und Prozessorzuständen
    - insbesondere des Aktivierungskontextes der Koroutine eines Prozesses
  - Softwarebetriebsmittel zur Beschreibung einer Programmausführung