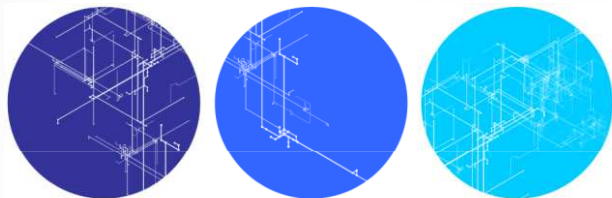


PB153 OPERAČNÍ SYSTÉMY A JEJICH ROZHRAŇÍ



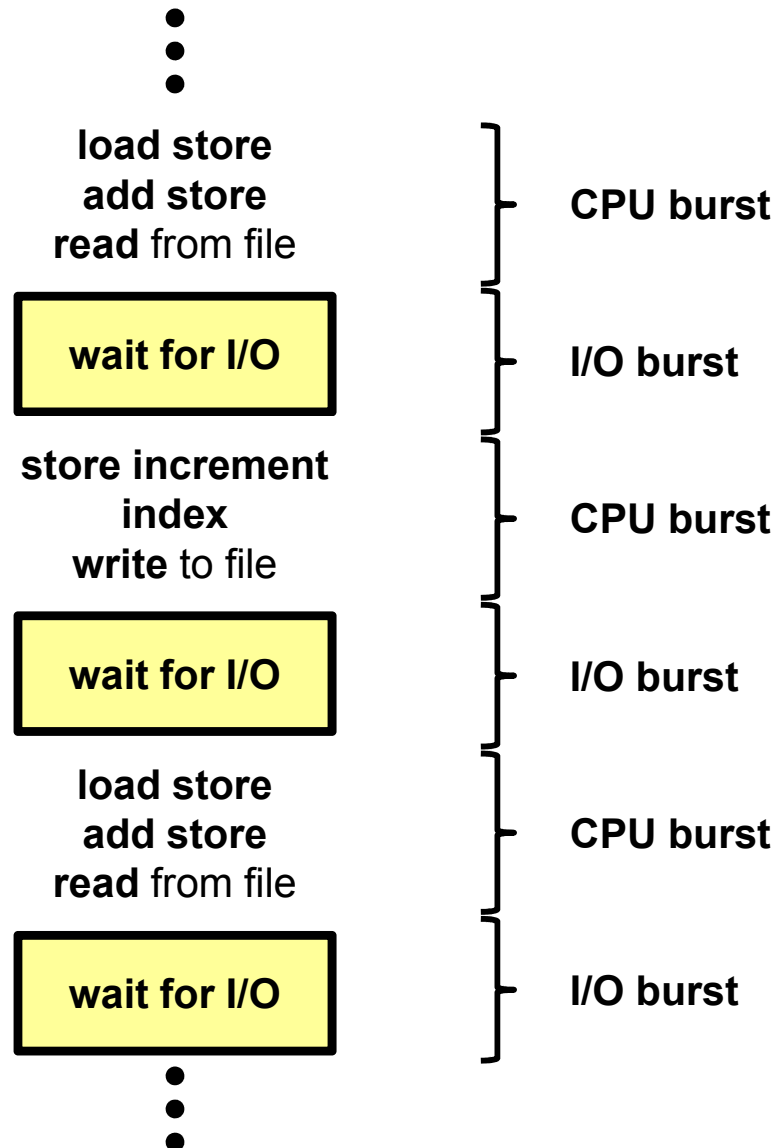
Plánování CPU

07

MULTIPROGRAMOVÁNÍ

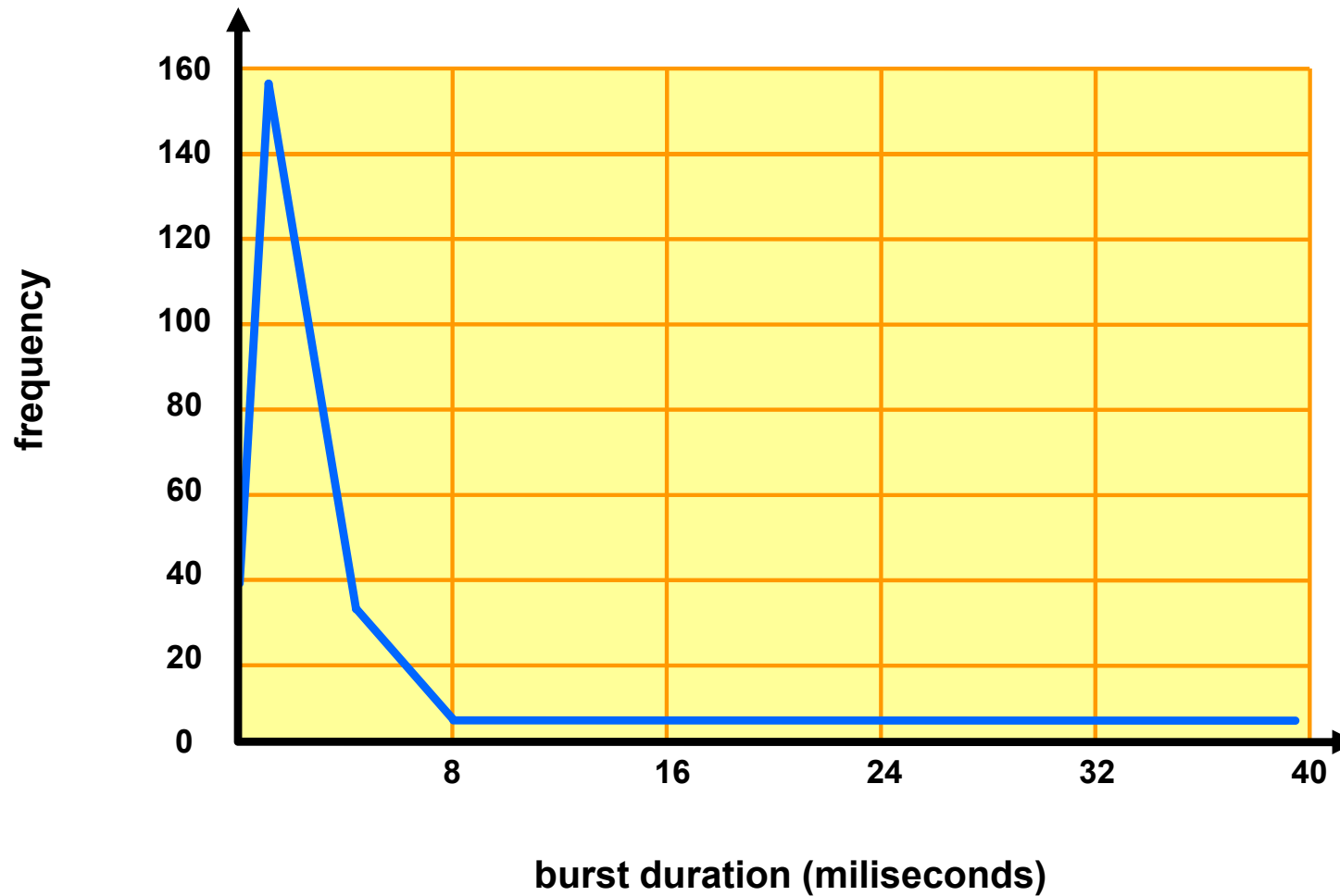
- Multiprogramování zvyšuje využití CPU
- Pokud jeden proces čeká na dokončení I/O operace může jiný proces CPU využít
- Nejlepšího výsledku dosáhneme při vhodné kombinaci procesů orientovaných na I/O a na využití CPU

STŘÍDÁNÍ VYUŽITÍ CPU A I/O

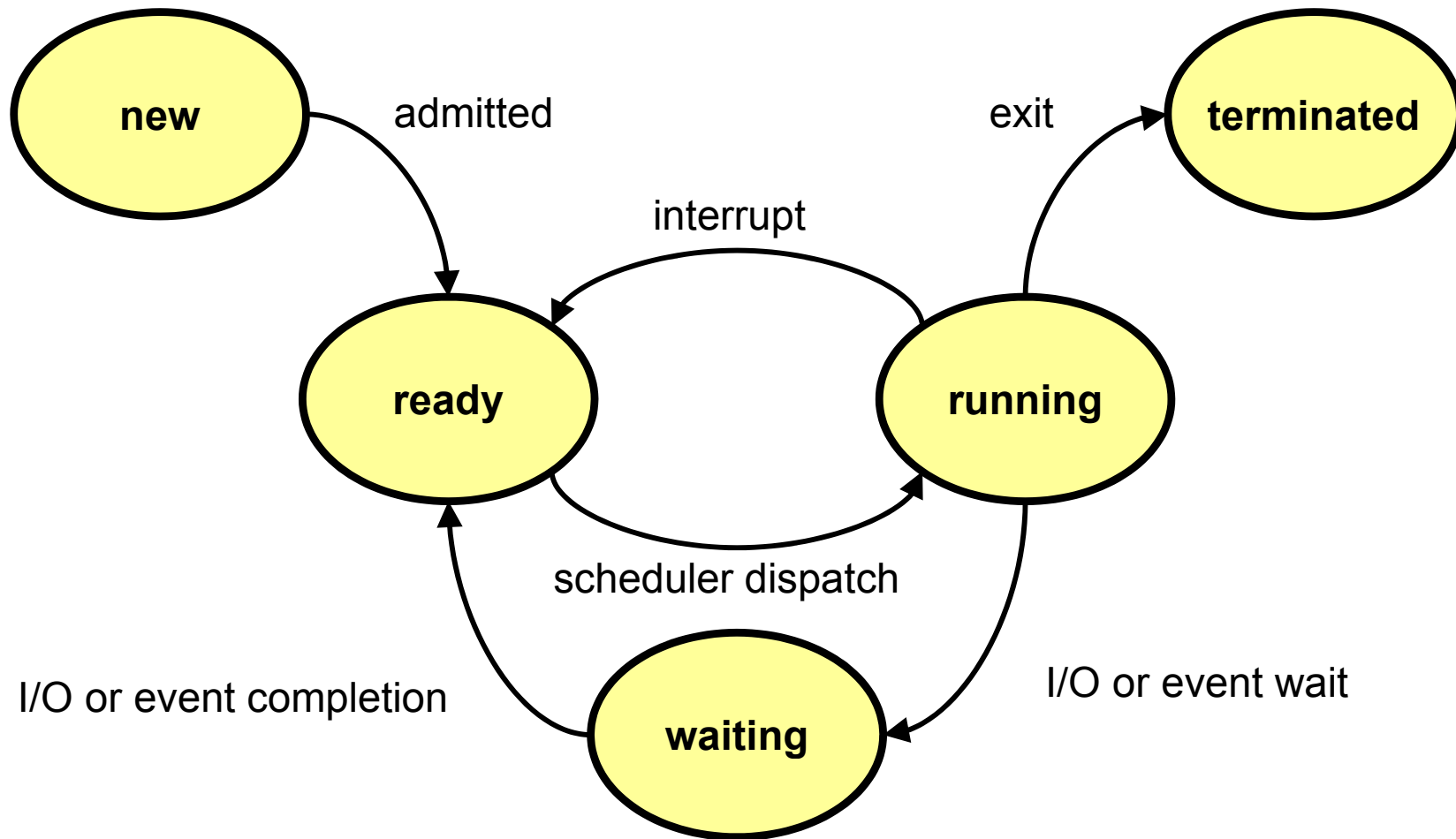


- Proces obvykle střídá části využívající CPU a části vyžadující I/O.
- Při zahájení I/O je proces zařazen mezi procesy čekající na událost.
- Teprve při ukončení I/O operace se proces opět dostává mezi procesy „připravené“.

HISTROGRAM DOBY VYUŽITÍ CPU



STAVY PROCESU



PLÁNOVÁNÍ CPU

- Krátkodobý plánovač – dispečer
 - Vybírá proces, kterému bude přidělen CPU
 - Vybírá jeden z procesů, které jsou zavedeny operační paměti a které jsou „připravené“
 - Plánovací rozhodnutí může vydat v okamžiku, kdy proces:
 - 1. přechází ze stavu běžící do stavu čekající
 - 2. přechází ze stavu běžící do stavu připravený
 - 3. přechází ze stavu čekající do stavu připravený
 - 4. končí
 - Případy 1 a 4 se označují jako nepreemptivní plánování (plánování bez předbíhání)
 - Případy 2 a 3 se označují jako preemptivní plánování (plánování s předbíháním)

DISPEČER

- Výstupní modul krátkodobého plánovače nebo plánovač sám, který předává procesor procesu vybranému krátkodobým plánovačem
- Předání zahrnuje:
 - přepnutí kontextu
 - přepnutí režimu procesoru na uživatelský režim
 - skok na odpovídající místo v uživatelském programu pro opětovné pokračování v běhu procesu
- Dispečerské zpoždění (Dispatch latency)
 - Doba, kterou potřebuje dispečer pro pozastavení běhu jednoho procesu a start běhu jiného procesu

KRITÉRIA PLÁNOVÁNÍ [A OPTIMALIZACE]

- Využití CPU [maximalizace]
 - cílem je udržení CPU v kontinuální užitečné činnosti
- Propustnost [maximalizace]
 - počet procesů, které dokončí svůj běh za jednotku času
- Doba obrátky [minimalizace]
 - doba potřebná pro provedení konkrétního procesu
- Doba čekání [minimalizace]
 - doba, po kterou proces čekal ve frontě „připravených“ procesů
- Doba odpovědi [minimalizace]
 - doba, která uplyne od okamžiku zadání požadavku do doby první reakce (první odpovědi, nikoli poskytnutí plného výstupu)

ALGORITMUS FCFS

- Algoritmus „Kdo dřív přijde, ten dřív mele“ (First Come, First Served), FCFS
- Máme 3 procesy P1 (vyžaduje 24 dávek CPU), P2 (vyžaduje 3 dávky CPU), P3 (vyžaduje 3 dávky CPU)
- Procesy vznikly v pořadí: P1, P2, P3
- Ganttovo schématické vyjádření plánu:



- Doby čekání: $P1 = 0$, $P2 = 24$, $P3 = 27$
- Průměrná doba čekání: $(0+24+27)/3 = 17$

ALGORITMUS FCFS (2)

- Varianta jiná: procesy vznikly v pořadí P2, P3, P1
- Ganttovo schématické vyjádření plánu:



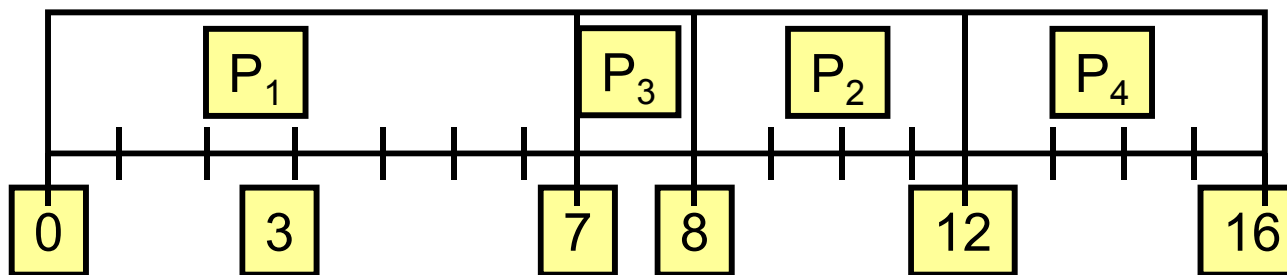
- Doby čekání: $P_2 = 0$, $P_3 = 3$, $P_1 = 6$
- Průměrná doba čekání: $(6+0+3)/3 = 3$
- To je mnohem lepší výsledek než v předchozím případě, i když se jedná o stejné procesy a stejný plánovací algoritmus
- Krátké procesy následující po dlouhém procesu ovlivňuje „konvojový efekt“

ALGORITMUS SJF

- Algoritmus Shortest-Job-First
- Musíme znát délku příštího požadavku na dávku CPU pro každý proces
- Vybírá se proces s nejkratším požadavkem na CPU
- Dvě varianty:
 - nepreemptivní, bez předbíhání
 - jakmile se CPU předá vybranému procesu, tento nemůže být předběhnut žádným jiným procesem, dokud přidělenou dávku CPU nedokončí
 - preemptivní, s předbíháním
 - jakmile se ve frontě připravených procesů objeví proces s délkou dávky CPU kratší než je doba zbývající k dokončení dávky právě běžícího procesu, je právě běžící proces ve využívání CPU předběhnut novým procesem
 - tato varianta se rovněž nazývá Shortest-Remaining-Time-First (SRTF)
- SJF je optimální algoritmus (pro danou množinu procesů dává minimální **průměrnou** dobu čekání)

PŘÍKLAD NEPREEMPTIVNÍHO ALGORITMU SJF

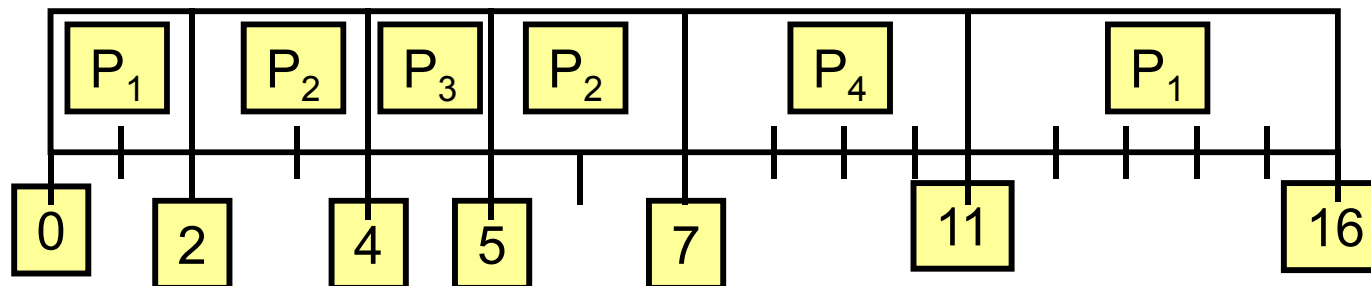
- Proces Doba příchodu Délka dávky CPU
 - P1 0.0 7
 - P2 2.0 4
 - P3 4.0 1
 - P4 5.0 4
- Ganttovo schématické vyjádření plánu:



- Průměrná doba čekání: $(0+6+3+7)/4 = 4$

PŘÍKLAD *PREEMPTIVNÍHO* ALGORITMU SJF

- Proces Doba příchodu Délka dávky CPU
 - P1 0.0 7
 - P2 2.0 4
 - P3 4.0 1
 - P4 5.0 4
- Ganttovo schématické vyjádření plánu:



- Průměrná délka čekání: $(9+1+0+2)/4 = 3$

URČENÍ DÉLKY PŘÍŠTÍ DÁVKY CPU PROCESU

- Délku příští dávky CPU procesu neznáme, můžeme ji pouze odhadovat
- To můžeme udělat na základě historie
 - Musíme znát délky předchozích dávek CPU
 - Použijeme exponenciální průměrování:

1. t_n = skutečná délka n -té dávky
2. τ_{n+1} = předpokládaná hodnota pro další CPU dávku
3. $\alpha, 0 \leq \alpha \leq 1$, koeficient historie
4. pak definujeme odhad jako :

$$\tau_{n+1} = \alpha t_n + (1 - \alpha)\tau_n.$$

PŘÍKLAD

- $\alpha = 0$ (historii nebereme v úvahu)
 - $T_{n+1} = T_n$
- $\alpha = 1$ (budoucí odhad = skutečná minulá hodnota)
 - $T_{n+1} = t_n$
- Když formuli rozvineme, dostaneme
$$T_{n+1} = \alpha t_n + (1 - \alpha) \alpha t_{n-1} + \dots + (1 - \alpha)^i \alpha t_{n-i} + \dots + (1 - \alpha)^n t_0$$
- α a $(1 - \alpha)$ jsou ≤ 1 ,
- Každý další člen výrazu má na výslednou hodnotu menší vliv než jeho předchůdce

PRIORITNÍ PLÁNOVÁNÍ

- S každým procesem je spojeno prioritní číslo
 - prioritní číslo – preference procesu pro výběr příště běžícího procesu
 - CPU se přiděluje procesu s největší prioritou
 - nejvyšší prioritě obvykle odpovídá nejnižší prioritní číslo 😊
- Opět dvě varianty
 - nepreemptivní, bez předbíhání
 - jakmile proces získá přístup k CPU nemůže být předběhnut jiným procesem dokud dávku neukončí
 - preemptivní, s předbíháním
 - jakmile se ve frontě připravených procesů objeví proces s vyšší prioritou než je prioritou běžícího procesu, je běžící proces předběhnut
- SJF je prioritní plánování, prioritou je předpokládaná délka příští CPU dávky
- stárnutí
 - procesy s nižší prioritou se nemusí nikdy provést
 - řešení: zrání – prioritou se s postupem času zvyšuje

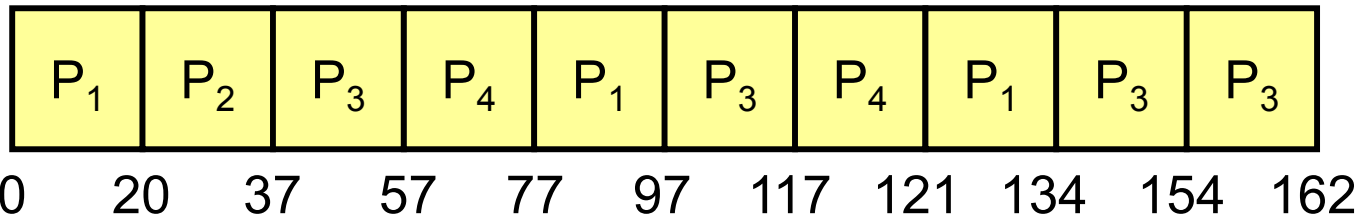
ROUND ROBIN (RR)

- Každý proces dostává CPU na malou jednotku času – časové kvantum
 - Desítky až stovky ms
- Po uplynutí této doby je běžící proces předběhnut nejstarším procesem ve frontě připravených procesů a zařazuje se na konec této fronty
- Je-li ve frontě připravených procesů n procesů a časové kvantum je q , pak každý proces získává $1/n$ doby CPU, najednou nejvýše q časových jednotek
- Žádný proces nečeká na přidělení CPU déle než $(n-1)q$ časových jednotek
- Výkonnostní hodnocení
 - q velké → ekvivalent FIFO
 - q malé → velká režie; v praxi musí být q musí být dostatečně velké s ohledem na režii přepínání kontextu

PŘÍKLAD RR S ČASOVÝM KVANTEM = 20

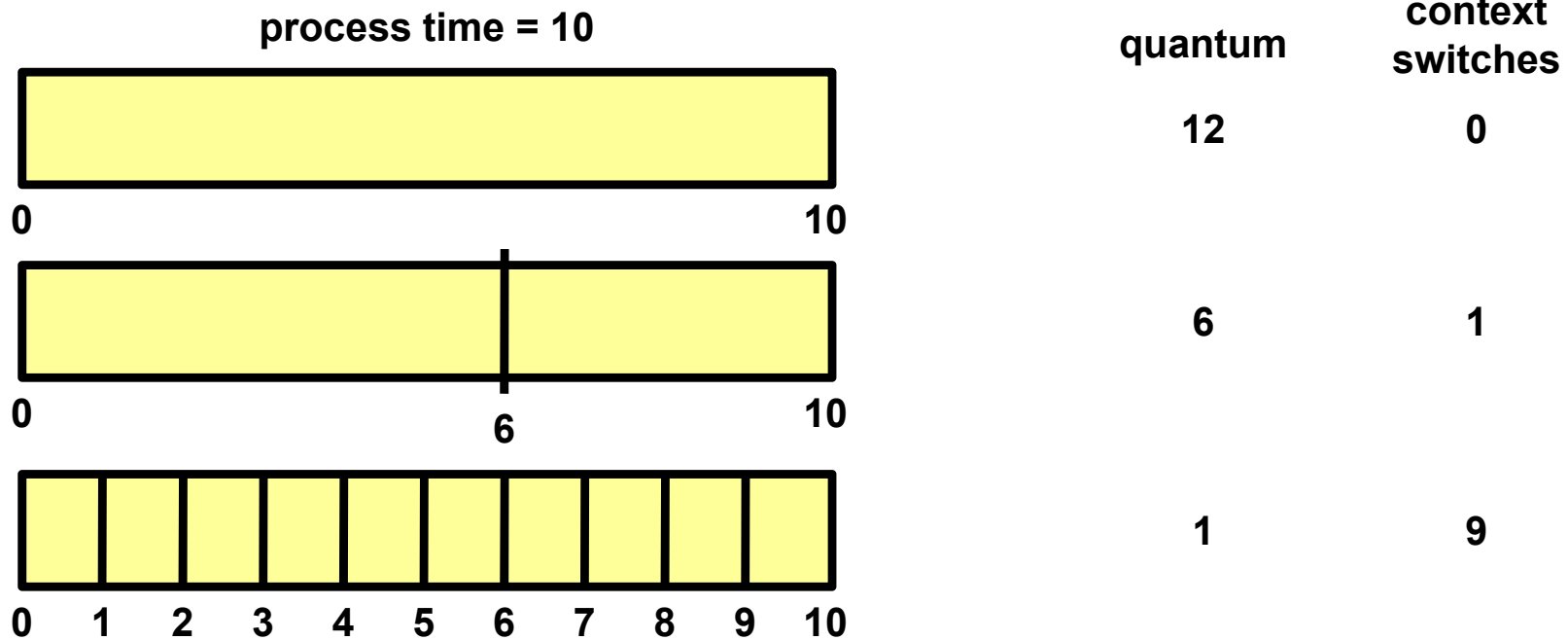
- Proces Délka dávky CPU
 - P1 53
 - P2 17
 - P3 68
 - P4 24

- Ganttovo schématické vyjádření plánu:



- Typicky se dosahuje delší *průměrné* doby obrátky než při plánování SJF, avšak doba odpovědi je výrazně nižší

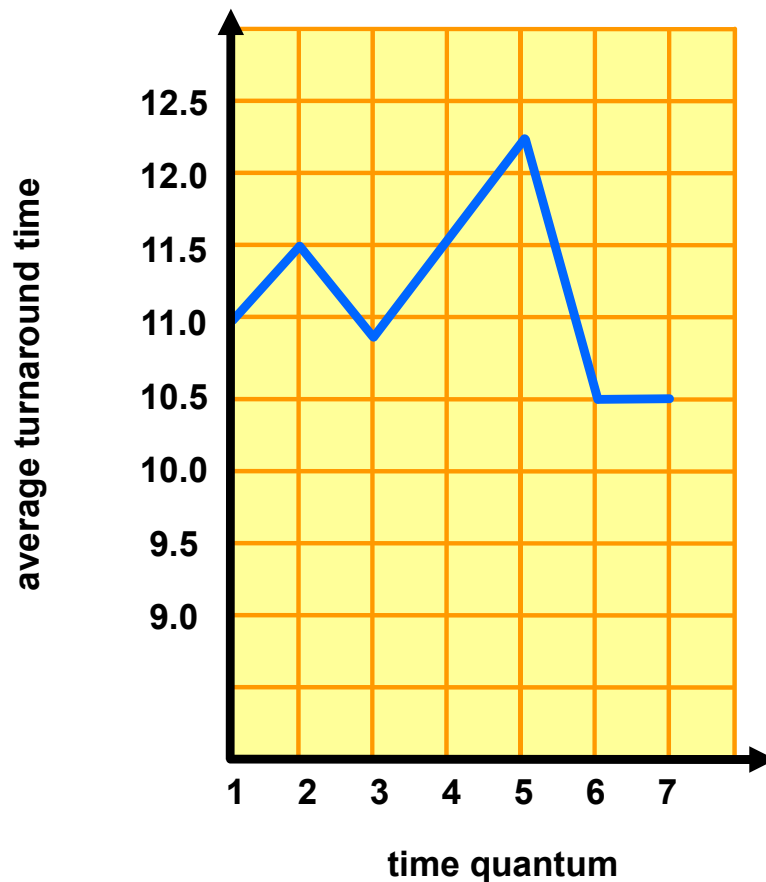
ČASOVÉ KVANTUM A DOBA PŘEPNUTÍ KONTEXTU



- Příklad: doba přepnutí kontextu = 0,01
- Ztráty související s režii OS při $q = 12, 6$ a 1 jsou 0,08; 0,16 a 1 %

DOBA OBRÁTKY

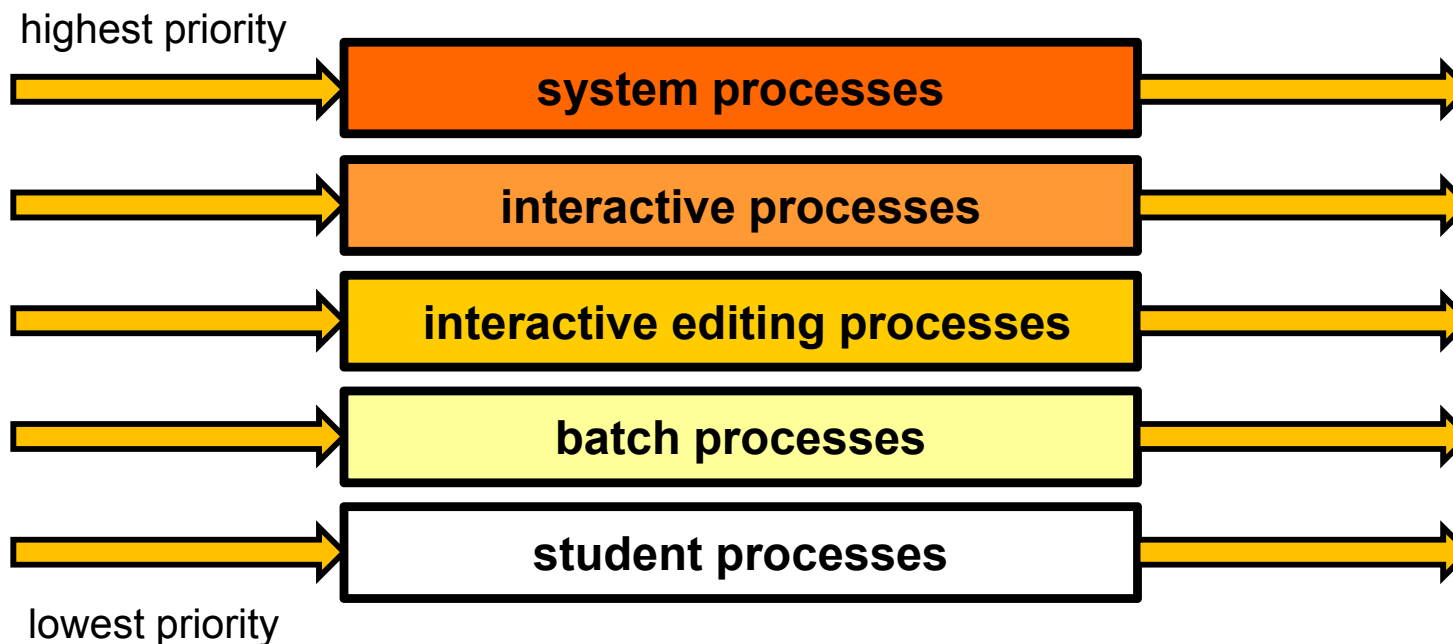
- Doba obrátky se mění se změnou délky časového kvanta



process	time
P_1	6
P_2	3
P_3	1
P_4	7

FRONTA PROCESŮ

- Fronta „připravených“ procesů nemusí být jediná
 - procesy můžeme dělit na interaktivní, dávkové, apod.
 - pro každou frontu můžeme použít jiný plánovací algoritmus



PŘÍKLAD: LINUX

- Plánovací algoritmus je součástí jádra OS
- Skládá se ze 2 funkcí
 - `schedule()` – plánování procesů
 - `do_timer()` – aktualizuje informace o procesech (spotřebovaný čas v uživatelském režimu, v režimu jádra, priority apod.)
- Časové kvantum je 1/100 sekundy
- Plánovací algoritmus byl předmětem vývoje

PŘÍKLAD: LINUX (2)

- Plánovací algoritmus
 - 4 kategorie procesů z hlediska plánování
 - SCHED_FIFO
 - SCHED_RR
 - SCHED_OTHER
 - SCHED_BATCH
 - první dva typy jsou procesy se zvláštními nároky na plánování (soft real time), mají přednost před ostatními procesy a může je vytvářet pouze root
 - procesy SCHED_FIFO jsou plánovány metodou FIFO
 - Běží dokud není předběhnut, blokován I/O nebo se vzdá procesoru
 - procesy SCHED_RR jsou plánovány metodou RR
 - Upravené SCHED_FIFO s časovým kvantem podle `sched_rr_get_interval()`
 - procesy SCHED_FIFO a SCHED_RR mají přiřazenu prioritu (1-99), při plánování jsou vybírány procesy s vyšší prioritou, plánovací algoritmu je preemptivní

PŘÍKLAD: LINUX (3)

- Plánovací algoritmus – pokračování
 - do SCHED_OTHER patří všechny klasické timesharingové procesy
 - v rámci SCHED_OTHER jsou procesy plánovány na základě dynamických priorit
 - tzv. hodnota nice
 - priorita je 0
 - zvyšována při stárnutí procesu
 - neadministrátorský proces může jen zhoršit prioritu
 - resp. od jádra 2.6.12 limit RLIMIT_RTPRIO
 - procesy se stejnou prioritou jsou plánovány pomocí RR

PŘÍKLAD: LINUX (4)

- Plánovací algoritmus
 - Do jádra 2.4 algoritmus procházející globální (pro všechny procesory) frontu a hledající vhodný proces (složitost $O(n)$ kde n počet čekajících procesů)
 - Od jádra 2.6 (resp 2.5) nový, tzv. $O(1)$ algoritmus, fronty procesů per-CPU
 - Od 2.6.23 nahrazen algoritmem CFS (completely fair scheduler), který pro seznamy procesů používá červeno-černý strom. Výběr procesu pro běh na procesoru v konstantním čase, jeho znovuvložení $O(\log n)$.

PŘÍKLAD: LINUX (5)

System Calls Related to Scheduling	
System Call	Description
nice()	Change the priority of a conventional process.
getpriority()	Get the maximum priority of a group of conventional processes.
setpriority()	Set the priority of a group of conventional processes.
sched_getscheduler()	Get the scheduling policy of a process.
sched_setscheduler()	Set the scheduling policy and priority of a process.
sched_getparam()	Get the scheduling priority of a process.
sched_setparam()	Set the priority of a process.
sched_yield()	Relinquish the processor voluntarily without blocking.
sched_get_priority_min()	Get the minimum priority value for a policy.
sched_get_priority_max()	Get the maximum priority value for a policy.
sched_rr_get_interval()	Get the time quantum value for the Round Robin policy.

PŘÍKLAD: WIN32 (1)

- Z pohledu Win32:
 - procesy při vytvoření přiděleny do jedné z následujících tříd
 - Idle
 - Below Normal
 - Normal
 - Above Normal
 - High
 - Realtime
 - Vlákna dále mají relativní prioritu v rámci třídy, do které patří
 - Idle
 - Lowest
 - Below_Normal
 - Normal
 - Above_Normal
 - Highest
 - Time_Critical

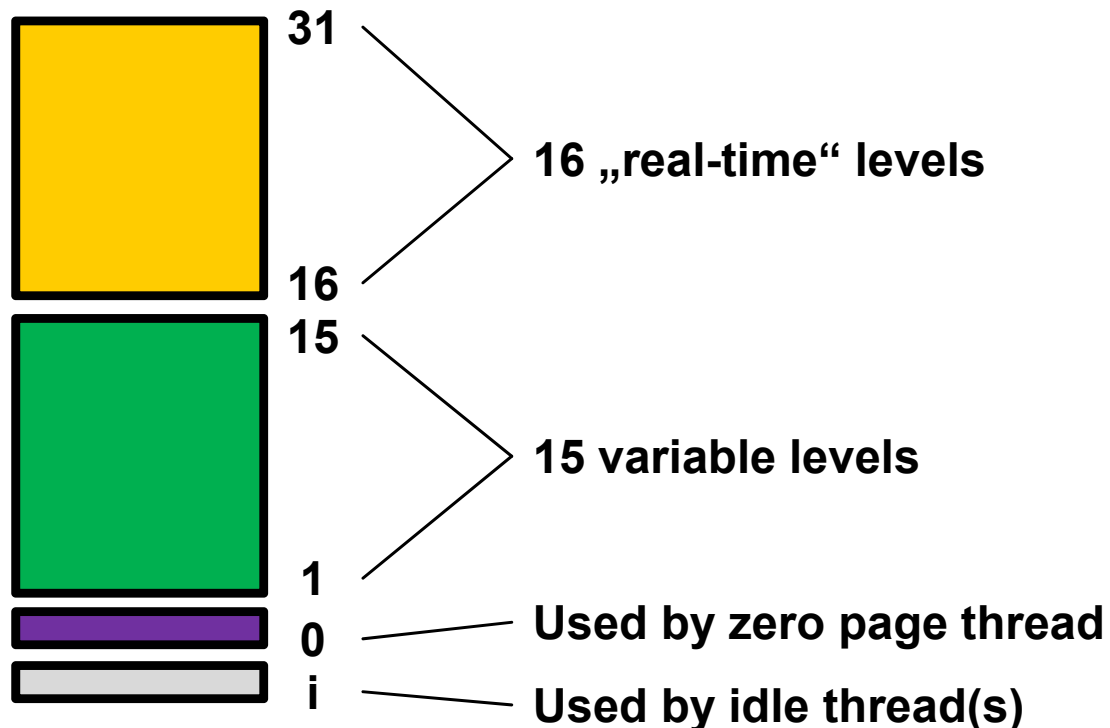
PŘÍKLAD: WIN32 (3)

- Přehled priorit ve Win32

	real-time	high	above normal	normal	below normal	idle priority
time-critical	31	15	15	15	15	15
highest	26	15	12	10	8	6
above normal	25	14	11	9	7	5
normal	24	13	10	8	6	4
below normal	23	12	9	7	5	3
lowest	22	11	8	6	4	2
idle	16	1	1	1	1	1

PŘÍKLAD: WIN32/W2K (2)

- Plánovací algoritmu ve Windows 2000
 - plánuje vlákna, ne procesy
 - vlákna mají priority 0 až 31



PŘÍKLAD: WIN32 (4)

- *Get/SetPriorityClass*
- *Get/SetThreadPriority* – relativní vůči základní prioritě procesu
- *Get/SetProcessAffinityMask*
- *SetThreadAffinityMask* – musí být podmnožinou masky procesu
- *SetThreadIdealProcessor* – preferovaný procesor
- *Get/SetProcessPriorityBoost*
- *Suspend/ResumeThread*

PŘÍKLAD: WIN32 (5)

- Plánovací algoritmus je řízen především prioritami
 - 32 front (FIFO seznamů) vláken, která jsou „připravena“
 - pro každou úroveň priority jedna fronta
 - fronty jsou společné pro všechny procesory
 - když je vlákno „připraveno“
 - buď běží okamžitě
 - nebo je umístěno na konec fronty „připravených“ procesů ve své prioritě
 - na jednoprocessorovém stroji vždy běží vlákno s nejvyšší prioritou
- V rámci jedné prioritní skupiny se plánuje algoritmem round-robin pomocí časových kvant

Výukovou pomůcku zpracovalo
Servisní středisko pro e-learning na MU

CZ.1.07/2.2.00/28.0041

Centrum interaktivních a multimediálních studijních opor pro inovaci výuky a efektivní učení



INVESTICE DO ROZVOJE VZDĚLÁVÁNÍ