RIASSUNTO DELLE NOTAZIONI E DELLE REGOLE DELLO *SCHEDULER CFS*

Parametri *SYSCTL* (gestiti da *admin*)

LT: *latenza* (default 6 *ms*) *GR*: *granularità* (default 0,75 *ms*) *WGR*: *granularità di wake_up* (default 1 *ms*)

Altri parametri globali del sistema

tick: ogni 0,01 *ms* *NOW*: istante di tempo corrente *NRT*: numero di *task PRONTI* (compreso *CURR*)

Elementi e parametri globali della *runqueue*

CURR: puntatore al *task* corrente *RB*: coda dei *task PRONTI* (escluso *CURR*) ordinata secondo i loro *VRT*

LFT: puntatore al *task* con *VRT* minimo in *RB* *IDLE*: puntatore al *task idle* (tale *task* non si trova mai nella coda *RB*)

RQL: somma dei pesi *LOAD* di tutti i *task* presenti nella *runqueue* (compreso *CURR*)

VMIN: vedi formula sotto riportata

Parametri di un generico *task t*

t.SUM: tempo reale di esec. *t.VRT*: tempo virtuale di esec. *t.LOAD*: peso alla creazione $SUM = 0$

t.START: valore di *NOW* al *tick* precedente *t.PREV*: valore di *SUM* quando il *task* è diventato *CURR*

Calcolo dei coefficienti di peso (effettivo *LC* e virtuale *VRTC*) di un generico *task t*

$t.LC = t.LOAD \,/\, RQL$ $t.VRTC = 1 \,/\, t.LOAD$

Calcolo del periodo (finestra) di *scheduling PER* del sistema e calcolo del quanto *Q* di un generico *task t*

$PER = max\,(LT, NRT \times GR)$ $t.Q = PER \times t.LC$

Aggiornamento periodico (*task_tick*) del *task* corrente *CURR* a ogni *tick* e verifica della scadenza del suo quanto *Q*

$DELTA = NOW - CURR.START$ $CURR.SUM = CURR.SUM + DELTA$

$CURR.VRT = CURR.VRT + DELTA \times CURR.VRTC$ $CURR.START = NOW$

$VMIN = max\,(VMIN,\ min\,(CURR.VRT,\ LFT.VRT))$ **if** $(CURR.SUM - CURR.PREV \geq CURR.Q)$ **then** *resched*

Risveglio (*wake_up* e *wake_up_process*) di un generico *task tw* e verifica della condizione di *preemption*

$tw.VRT = max\,(tw.VRT,\ VMIN - LT \,/\, 2)$

if $((tw.schedule\_class == \text{diritto di esecuzione maggiore})$ **or** $(tw.VRT + WGR \times tw.LC < CURR.VRT))$ **then** *resched*

Creazione (*sys_clone*) di un generico *task tnew* e verifica della condizione di *preemption*

$tnew.VRT = VMIN + tnew.Q \times tnew.VRTC$

if $((tnew.schedule\_class == \text{diritto di esecuzione maggiore})$ **or** $(tnew.VRT + WGR \times tnew.LC < CURR.VRT))$ **then** *resched*

IPOTESI SULL'ESECUZIONE DEI *TASK* (PROCESSI) PER GLI ESERCIZI SULLE COMMUTAZIONI DI STATO

Valgono le seguenti Ipotesi di *scheduling* semplificato e coerente con quanto approfondito nel capitolo relativo:

- a ogni evento di creazione di un *task*, il *task* che ha creato (padre / default) prosegue l'esecuzione, se ciò è possibile
- in caso di attivazione dello *scheduler*:
  - se l'insieme dei *task* in stato di *PRONTO* è stato modificato, il *task* che ha subito la transizione *ATTESA* → *PRONTO* va direttamente in esecuzione
  - altrimenti va in esecuzione il *task* che è tra quelli in stato di *PRONTO* da più tempo, *senza considerare* il *task idle* a meno che non sia l'unico *task* pronto

Quando un *task* viene messo in stato di *ATTESA*, tra parentesi va indicato il nome della chiamata di sistema / libreria che ha provocato la transizione di stato.

Nella simulazione temporale dell'esecuzione del codice:

- sono da considerare solo le funzioni marcate in **grassetto**
- l'esecuzione della funzione *exec* non sospende il processo
- l'esecuzione delle funzioni *open*, *read*, *write* e *close* implica sempre l'accesso a disco

IPOTESI E CONVENZIONI PER SIMULARE IL FUNZIONAMENTO DELLA MEMORIA

Quali e quante pagine considerare, e quali righe di *TLB* sono disponibili

La simulazione riguarda solo le pagine dei processi in modo *U*. Il numero totale di pagine fisiche disponibili (in modo *U*) non varia mai durante la simulazione. Si suppone che il *TLB* abbia sempre una riga libera disponibile per una nuova pagina.

- L'inserimento nel *TLB*, nella memoria e nello *swap file* va fatto a partire dalla prima posizione libera.
- Quando un elemento del *TLB*, della memoria fisica o dello *swap file* risulta libero, lasciarlo bianco.

Gestione del *DIRTY bit* del *TLB*

Quando una riga del *TLB* si libera, l'indicazione *D* va riportata nelle *PTE* che la referenziano e nel descrittore di pagina fisica.

Rappresentazione della Tabella delle Pagine (*TP*) di un processo

Quando richiesta, deve essere rappresentata come un elenco di ***PTE*** contenenti le seguenti informazioni / valori:

- ***NPV*** (cioè il Numero di Pagina Virtuale)
- ***N***umero di pagina fisica, oppure - se la pagina è in *swap file* - l'indicazione ***Sn*****,** dove *n* è il numero di *page slot* nello nello *swap file*
- ***D*** se la pagina è stata scritta
- Protezione (***R*** o ***W***)

NPV* da assegnare al registro *PC* e al registro *SP

Sono rispettivamente gli *NPV* dell'ultima pagina di codice acceduta e dell'ultima pagina di pila acceduta.

Ordinamento delle *VMA* di pila dei *thread* creati

Sono da presentare in ordine inverso di creazione (dimensione 2 pagine, con una pagina di interposizione).

Convenzioni di gestione delle *LRU LIST*

- le nuove pagine caricate sono poste in testa alla *Active*, con bit $ref = 1$
- le pagine del processo figlio creato da *fork* sono poste in testa alla *Active* o alla *Inactive* nello stesso ordine di quelle del padre e con lo stesso valore del bit *ref*
- le eventuali pagine condivise con quella caricata a seguito di *swap_in* sono poste in coda alla *Inactive* con $ref = 0$
- se necessario, le eventuali pagine da scaricare vanno selezionate a partire dalla coda della *Inactive*, tenendo conto del vincolo imposto dalle pagine condivise

Allocazione di pagine fisiche

Siano *FREE* le pagine libere della memoria fisica, *MAX_FREE* e *MIN_FREE* i due parametri di sistema, e *REQUIRED* le pagine da allocare. Se $FREE - REQUIRED < MIN\_FREE$, viene attivato l'algoritmo *PFRA*, che riporta *FREE* a $MAX\_FREE + REQUIRED$, e quindi vengono allocate le pagine.

N.B.: nelle simulazioni si ipotizza sempre che le pagine da allocare vengano richieste una alla volta (*REQUIRED* è sempre 1).

Comportamento del daemon *kswapd*

All'attivazione periodica, il daemon *kswapd* effettua in ordine queste due operazioni:

- gestisce le *LRU LIST* tramite la funzione *Controlla_liste*
- se $FREE < MAX\_FREE$, esegue l'algoritmo *PFRA* che riporta *FREE* a *MAX_FREE*

Comportamento dell'algoritmo *PFRA*

PFRA scarica un numero adeguato di pagine, agendo prima sulle pagine di *page cache* che non sono mappate su pagine di un processo e poi sulle pagine presenti nella *LRU LIST Inactive*.

Evento composto: *Read* (*lista pagine lette*) – *Write* (*lista pagine scritte*) – *N kswapd*

Ripete *N* volte le operazioni di lettura / scrittura / *kswapd* ed esegue un'ultima volta le sole operazioni di lettura / scrittura.

Nota bene: se $N = 0$ vengono eseguite una sola volta le operazioni di lettura / scrittura; se la lista di operazioni è vuota, viene eseguito *N* volte *kswapd*.

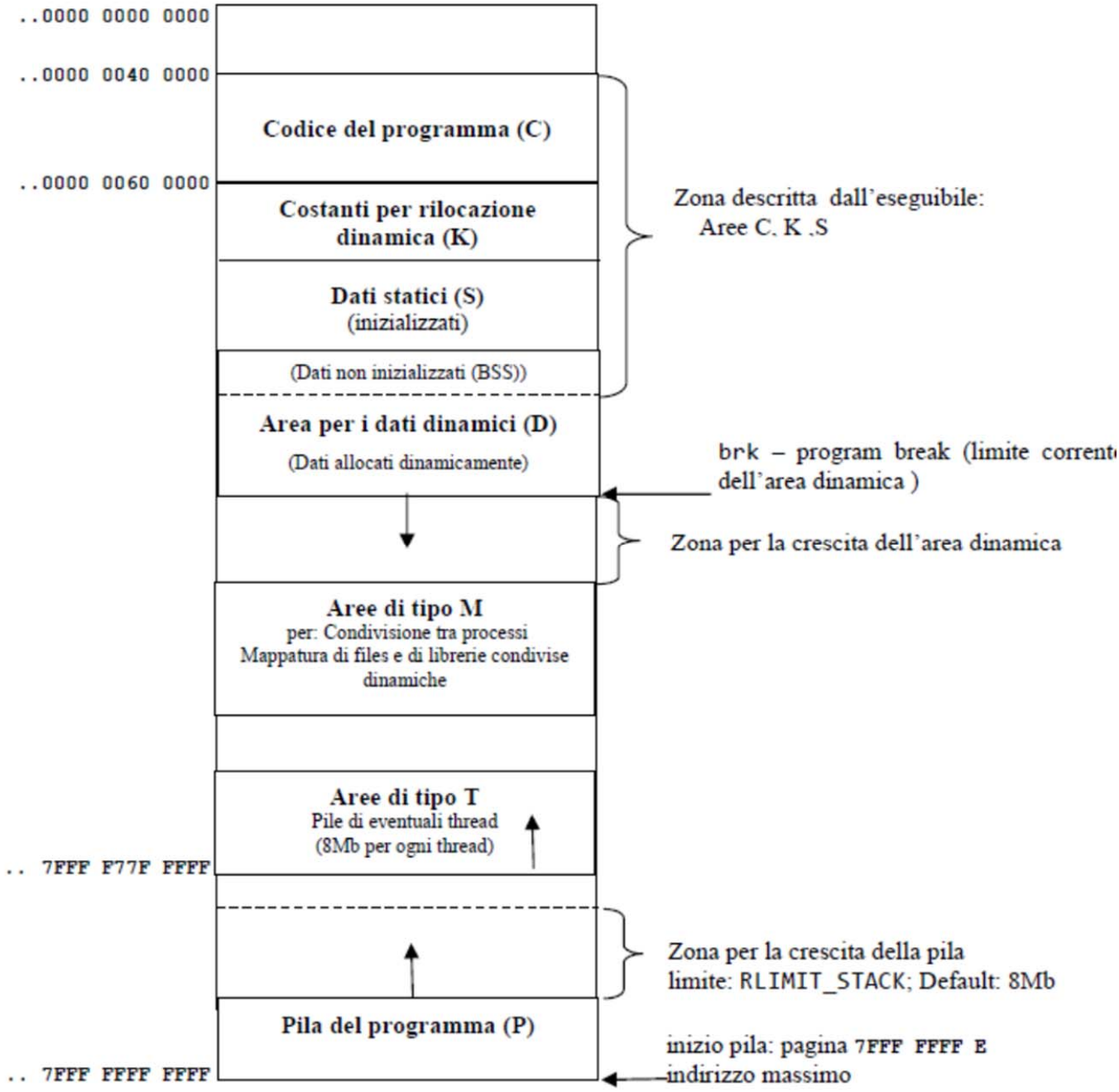
Evento: *mmap* (*ind*, *dim*, *R*/*W*, *P*/*S*, *M*/*A*, "*nomefile*", *offset*)

Parametri - ***ind***: indirizzo iniziale della *VMA***, *dim***: dimensione in pagine della *VMA***, *R*/*W*:** modalità di accesso consentito**, *P*/*S*:** *private*/*shared***, *M*/*A*:** mappata/anonima**, "*nomefile*"**: nome del file mappato**, *offset*** dall'inizio del file della prima pagina mappata. Se l'area è anonima i valori di default degli ultimi due parametri sono -1 e 0, rispettivamente

Evento: *exec* (*nC*, *nK*, *nS*, *nD*, *pagina* virtuale *della prima istruzione del codice*, "*nomefile*")

Parametri - ***nC*, *nK*, *nS*, *nD***: numero di pagine iniziali delle corrispondenti aree, **"*nomefile*"**: nome del file eseguibile. Viene automaticamente creata un'area di pila (***P***) di 3 pagine

MODELLO DI MEMORIA VIRTUALE DEL *TASK* IN SPAZIO UTENTE (*USERSPACE*)



SPAZI DI INDIRIZZAMENTO DI UTENTE E DI SISTEMA

Indirizzi virtuali in modo U: da `0000 0000 0000 0000` a `0000 7FFF FFFF FFFF`

Indirizzi virtuali in modo S: da `FFFF 8000 0000 0000` a `FFFF FFFF FFFF FFFF`