Università degli Studi di Parma
Dipartimento di Ingegneria e Architettura

Sistemi operativi e in tempo reale – a.a. 2023/24

Scheduling clock-driven

prof. Stefano Caselli
stefano.caselli@unipr.it

Modello dei task

- L'approccio clock-driven è applicabile quando il sistema è *prevalentemente basato su task periodici* e deterministico
- Al più è possibile gestire *alcuni* task aperiodici o sporadici, che vengono integrati nel *framework deterministico*
- Modello dei task:
  - *n* task periodici, con *n* fisso
  - i *parametri* di tutti i task periodici sono *noti a priori*; variazioni nei tempi di inter-rilascio dei task periodici sono trascurabili
  - Ogni job $J_{i,k}$ di τ_i è *pronto* per l'esecuzione all'istante di rilascio $r_{i,k}$
  - $\Rightarrow$ Non ci sono ulteriori vincoli all'esecuzione dopo il rilascio del job

Task periodico

- Un *task periodico* τ_i è definito da una tupla del tipo:

  $\tau_i = (C_i , D_i , T_i)$

- Ovvero da: $\tau_i = (C_i , D_i , T_i , \Phi_i)$

- Spesso: $\Phi_i = 0$ e $D_i = T_i$
- Nei casi più semplici e frequenti, un task è caratterizzato solo da tempo di esecuzione e periodo: $\tau_i = (C_i , T_i)$ o $\tau_i = (C_i , p_i)$

- *Fattore di utilizzazione*: $U_i = C_i/T_i$

Scheduler statico timer-driven

- La predisposizione off-line di *schedule statiche* permette l'adozione durante la progettazione di *algoritmi sofisticati*, anche complessi
- I periodi in cui il processore è inattivo possono essere resi disponibili per eventuali job aperiodici
- $\Rightarrow$ Nelle ipotesi date, è *possibile* adottare anche una schedulazione *non work-conserving*
- Quali i potenziali vantaggi/motivazioni?

Scheduler statico timer-driven

- Prima fase: predisposizione off-line di una *schedule statica*, anche con algoritmi sofisticati e di elevata complessità
  - E' possibile tenere conto di *criteri di priorità* specifici, adattando la schedule di conseguenza
- Seconda fase: realizzazione basata su una **tabella** (*scheduling table-driven*) costituita dalle coppie $\mathbf{(t_k, J(t_k))}$, in cui t_k è l'istante di decisione e $J(t_k)$ è il job da mettere in esecuzione all'istante t_k (oppure ϕ, idle)
  - Task periodici $\Rightarrow$ tabella con *numero finito di entry*
- Terza fase: scansione temporizzata della tabella a tempo di esecuzione mediante *executive ciclico*

Table-driven scheduler

- Tabella costituita da coppie $(t_k, J(t_k))$, ove t_k è l'istante di decisione e $J(t_k)$ è il job da mettere in esecuzione all'istante t_k (oppure ϕ, idle)

Task	Start Time
T1	0
T2	4
T3	10
T4	15
T5	19

Scheduler clock-driven

- Input per lo schedulatore: Schedule (t_k, $J(t_k)$), k=0,1,...,N-1 (N=num. attivazioni *job* e intervalli idle), iperperiodo H

```
Task Scheduler:
i:=0; k:=0;
<imposta il timer all'istante t_0>
do forever:
   <attendi il timer interrupt>
   i:=i+1;  // prepara indici e timer per prossimo evento
   k:=i mod N;
   <imposta il timer all'istante ⌊i/N⌋ H + t_k>
   if J(t_k-1) è vuoto      // esecuzione evento attuale k-1
   then wakeup(aperiodic)
   else wakeup(J(t_k-1))  // job in tabella, entry k-1
end
end Scheduler;
```

Scheduler clock-driven

- Notazione
  - $\lfloor i/N \rfloor$ = div risultato intero della divisione (es.: 21 div 10 = 2)
  - i div N = numero di iperperiodi già completati
  - t_k tempo relativo all'interno dell'iperperiodo corrente, ottenuto accedendo alla entry k della tabella prememorizzata

- Caratteristiche:
  - Questa struttura di executive consente di gestire schedule non suddivise in frame periodici
  - Ogni t_i è l'inizio di un job o di una fase programmata di idle (in cui saranno eseguiti task aperiodici o in background)

Scheduler clock-driven

- Quali problemi presenta questo approccio?

```
Task Scheduler: //input: Schedule(t_k,J(t_k)), k=0,..N-1; H
i:=0; k:=0;
<imposta il timer all'istante t_0>
do forever:
  <attendi il timer interrupt>
  i:=i+1;  // prepara indici e timer per prossimo evento
  k:=i mod N;
  <imposta il timer all'istante ⌊i/N⌋ H + t_k>
  if J(t_k-1) è vuoto     // esecuzione evento attuale k-1
  then wakeup(aperiodic)
  else wakeup(J(t_k-1))  // job in tabella, entry k-1
end
end Scheduler;
```

Scheduler clock-driven

- Problemi:
  - Intervalli molto brevi? (es. di idle)
  - Necessità di reimpostare il timer ogni volta, possibile accumulo errori
  - Un solo job per volta, può risultare tabella «lunga»!
  - Controlli di correttezza non integrati: Nuovo job rilasciato? Completato il precedente?
  - Manca politica di gestione errori (overrun e mancati rilasci): Abort? Extend time? Count error? Notify?

- Nel seguito: schema generale di executive per scheduling clock-driven basato su *frame periodici*

Executive ciclico

- I *task periodici* sono una parte importante, spesso prevalente, di molte applicazioni real-time

- Un *executive ciclico* è un programma di controllo che realizza in modo esplicito la *sequenza di esecuzione* (interleaving) di task *periodici* su una singola CPU
- L'interleaving viene realizzato in modo deterministico, in modo che i tempi di esecuzione siano garantiti

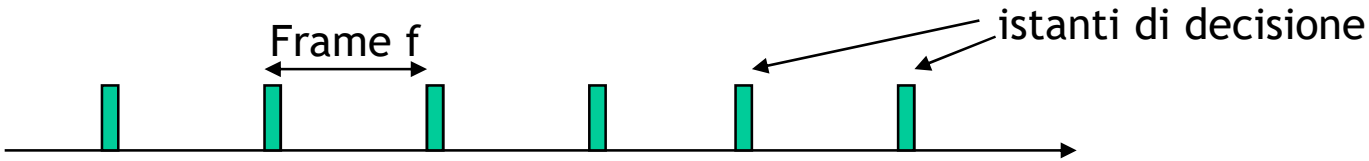
- L'interleaving dei job è definito in base ad una *schedule ciclica*

Executive ciclico

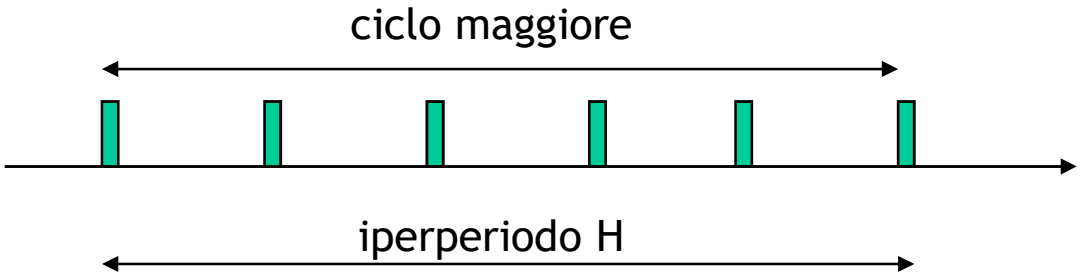
- Proprietà importanti dell'executive ciclico:
- Assenza di preemption
  - Non richiede di eseguire preemption a run-time
  - Le commutazioni sono realizzate in istanti pre-pianificati, e quindi "sicuri"
- Complessità offline
  - È possibile utilizzare algoritmi complessi, che comunque vengono eseguiti offline, per generare una schedule che soddisfi gli obiettivi di performance e di correttezza
- Rigidità
  - Small change? Do it again
  - Modifiche sostanziali possibili solo offline

Struttura generale

- Istanti di decisione *periodici*:



- Le decisioni di scheduling sono prese periodicamente:
  - *scelta* del job o dei job da eseguire
  - operazioni di *monitoring* e di *garanzia*
- *Ciclo maggiore*: sequenza di *frame* nell'iperperiodo



Il ciclo maggiore

- Una *schedule ciclica* comprende una o più *schedule principali*, che descrivono la sequenza di azioni da eseguire durante un intervallo di tempo prefissato (*ciclo maggiore*)
- Le azioni di una schedule principale sono eseguite periodicamente
- La durata del ciclo maggiore è pari al minimo comune multiplo dei periodi dei task che fanno parte di ciascuna delle schedule principali (*iperperiodo*, *H*)
- Schedule principali diverse corrispondono a *modi* di funzionamento diversi del sistema, tra cui si commuta in corrispondenza a specifici eventi real-time

Frame

- Ciascuna schedule principale è divisa in una o più *schedule secondarie* o *frame*
  - I limiti temporali di un frame corrispondono ad istanti in cui si verifica un interrupt hardware generato da un timer e in cui vengono imposti e verificati i *vincoli temporali*
- A ciascun frame è allocato un intervallo di tempo fisso durante il quale deve eseguire una *sequenza di job (scheduling block)*
- Se i job di un frame sono completati in anticipo, il processore attende inattivo o esegue job in background fino all'inizio del successivo frame
- Se i job di un frame non sono completati in tempo, il sistema rileva un errore di *frame overrun*

Frame

Executive:
- mette in esecuzione job non prima dell'istante corretto
- termina o riassegna job se non completato
- rileva, registra, segnala, gestisce violazioni in base a policy

- Ciascuna schedule principale è divisa in una o più *schedule secondarie* o *frame*
  - I limiti temporali di un frame corrispondono ad istanti in cui si verifica un interrupt hardware generato da un timer e in cui vengono imposti e verificati i *vincoli temporali*
- A ciascun frame è allocato un intervallo di tempo fisso durante il quale deve eseguire una *sequenza di job (scheduling block)*
- Se i job di un frame sono completati in anticipo, il processore attende inattivo o esegue job in background fino all'inizio del successivo frame
- Se i job di un frame non sono completati in tempo, il sistema rileva un errore di *frame overrun*

Funzioni del frame

- gestione del temporizzatore (eventuale)
- dispatching dei job
- verifica del rispetto delle deadline e dei rilasci dei job
- abilitazione all'esecuzione di job in background
- gestione di errori ed eccezioni

- non c'è preemption all'interno di un frame!

Il ciclo minore

- In un executive ciclico i *frame sono tutti di uguale durata* (*ciclo minore*): la verifica dei vincoli temporali del frame è realizzata mediante la gestione degli eventi generati da un *timer periodico preimpostato*
- Requisito: per la verifica dei vincoli temporali, la *durata massima di ciascun frame* non può essere superiore al periodo minimo (più in generale, alla deadline relativa minima) dei job da eseguire entro il frame

Il ciclo minore

- In un executive ciclico i *frame sono tutti di uguale durata* (*ciclo minore*): la verifica dei vincoli temporali del frame è realizzata mediante la gestione degli eventi generati da un *timer periodico preimpostato*
- Requisito: per la verifica dei vincoli temporali, la *durata massima di ciascun frame* non può essere superiore al periodo minimo (più in generale, alla deadline relativa minima) dei job da eseguire entro il frame
- A causa del requisito sulla dimensione massima del frame, eventuali job con tempo di esecuzione superiore dovranno essere suddivisi in *sotto-job*, ciascuno dei quali di durata tale da completare entro un frame --> *job partitioning*

Durata del ciclo minore: requisiti

- m = *durata del ciclo minore, dimensione del frame*
  M = *durata del ciclo maggiore, iperperiodo*

- Devono essere soddisfatti simultaneamente i seguenti requisiti:

  (1) $m \leq D_i \quad \forall i$

  (2) $m \geq c_i \quad \forall i$

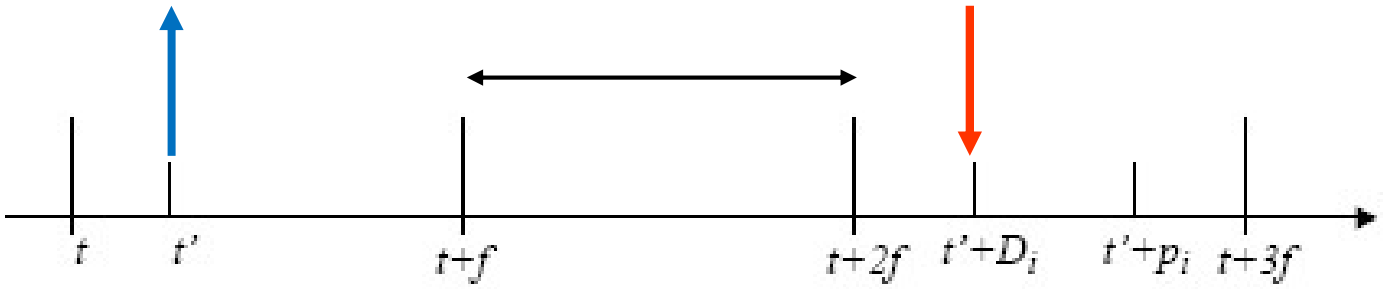
  (3) $M/m = \lfloor M/m \rfloor$

  (4) $m + (m - MCD(m,p_i)) \leq D_i \quad \forall i$

- Nota: Il vincolo (4) sussume (1)

Vincoli sulla dimensione del frame

- La dimensione del frame deve consentire di iniziare e completare ogni job all'interno di un medesimo frame
- *m* è un divisore intero di *H* (la condizione *m* è un divisore intero di almeno un periodo p_i non copre tutti i casi)
- Per monitorare il *rispetto dei vincoli temporali*, i frame devono essere sufficientemente brevi, in modo tale che tra l'istante di rilascio e la deadline di ciascun job si verifichi almeno un frame completo:

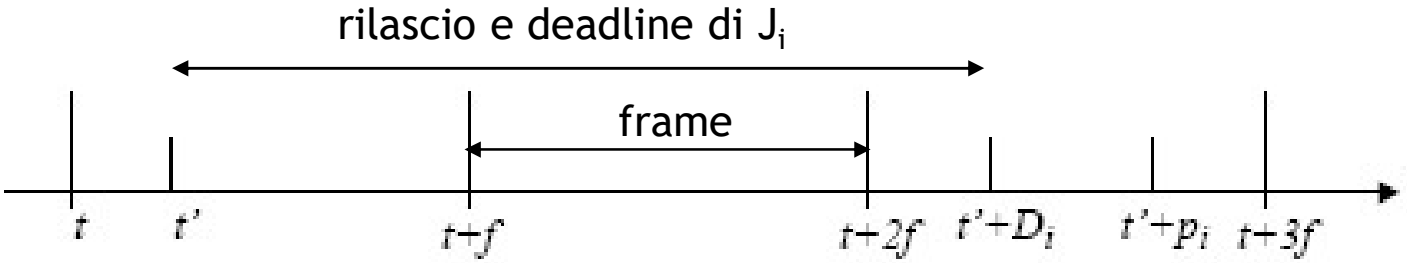


Dimensione del frame

- Queste scelte:
  - evitano la preemption
  - minimizzano la lunghezza totale della schedule
  - assicurano che ogni iperperiodo ospiti un numero intero di frame
  - consentono la verifica del rispetto delle deadline e dei rilasci dei job (ovvero dei vincoli temporali) *all'inizio di ciascun frame*
  - non impongono relazioni di fase specifiche tra i task, che sono spesso impossibili da realizzare

Vincoli sulla dimensione del frame

- Vincolo: $m + (m - MCD(m,p_i)) \leq D_i \quad \forall i$
- L'esecuzione c_i di ciascun job J_i deve essere garantita da un frame (→ di durata almeno pari al max c_i):
  - il job deve essere attivato dopo l'inizio di un frame
  - il termine del medesimo frame ne deve verificare il completamento prima della deadline
  - ovvero: $m + (m-\min(t'-t)) \leq D_i$



Caso peggiore per l'istante di rilascio

- Il caso peggiore è quello a scostamento minimo tra l'istante di rilascio *t'* e l'inizio *t* del frame precedente

- Una proprietà della *teoria dei numeri*:

  Date due sequenze periodiche, con periodi X e Y, la distanza minima tra due valori diversi delle sequenze è data dal *massimo comune divisore* dei periodi, MCD(X,Y)
  - Identifica il caso peggiore dal punto di vista del contenimento di una intera esecuzione entro il frame
  - Esclude il caso in cui i valori sono uguali, che sarebbe più favorevole

- Riportiamo il problema ad un problema sugli interi

Esempio

- Calcolo della dimensione del frame per il seguente set di task $T_i=(p_i,c_i,D_i)$:

  T1=(15,1,14) $(D_i \neq p_i)$

  T2=(20,2,26)

  T3=(22,3,22)

- Iperperiodo: H=660
- Vincoli:

  (1) $m \leq D_i \quad \forall i$ → $m \leq 14$

  (2) $m \geq c_i \quad \forall i$ → $m \geq 3$

  (3) m divide H → m=2,3,4,5,6,10,11,12,...

  (4) $2m - MCD(m,p_i) \leq D_i \quad \forall i$ → m=2,3,4,5,6

- → Possibili valori per m: 3,4,5,6

Suddivisione dei job

- Talvolta i parametri non consentono di rispettare tutti i vincoli simultaneamente
- E' possibile rilassare il vincolo (2) suddividendo i job in sotto-job *(job partitioning)*
- Esempio $[T_i=(p_i,c_i,D_i)]$:

  T1=(4, 1, 4) (2) => $m \geq 5$

  T2=(5, 2, 5) (1) => $m \leq 4$???

  T3=(20, 5, 20)

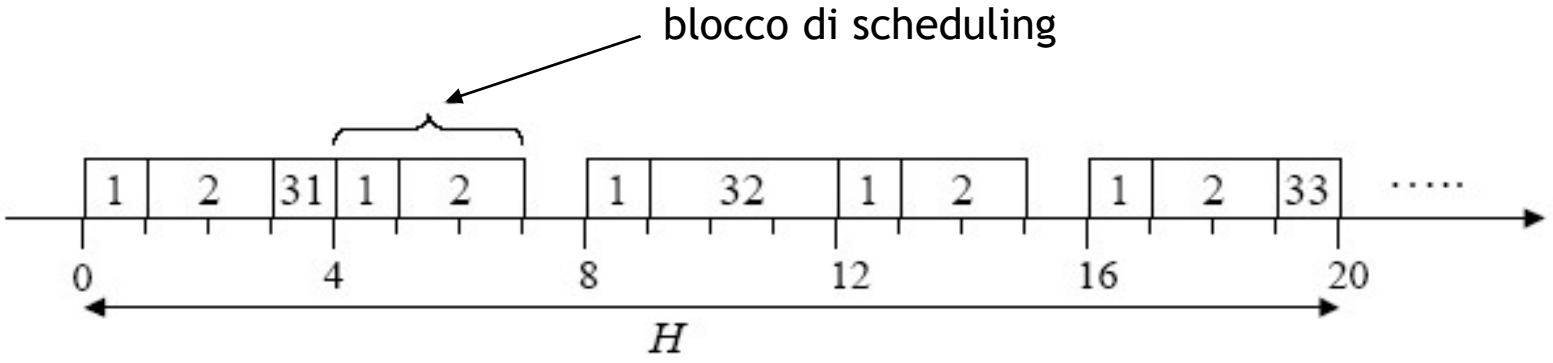
- Dove operare il partizionamento? In generale, sarà dipendente dalla applicazione!

Suddivisione dei job

- Se è possibile suddividere T3 in tre job elementari con tempi di esecuzione 1+3+1:

T1 =(4, 1, 4)
T2 =(5, 2, 5)
T31=(20, 1, 20)
T32=(20, 3, 20)
T33=(20, 1, 20)

(1) => $m \leq 4$
(2) => $m \geq 3$
Ad es., m=4



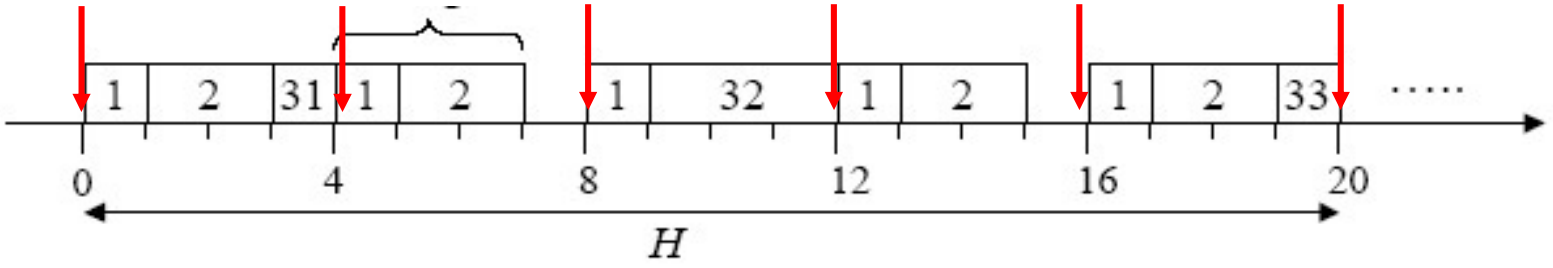
Suddivisione dei job

- Se è possibile suddividere T3 in tre job elementari con tempi di esecuzione 1+3+1:

T1 =(4, 1, 4)
T2 =(5, 2, 5)
T31=(20, 1, 20)
T32=(20, 3, 20)
T33=(20, 1, 20)

(1) => $m \leq 4$
(2) => $m \geq 3$
Ad es., m=4

Istanti di decisione a inizio frame:
Job frame precedente completati?
Job nuovo frame rilasciati?



Costruzione di una schedule ciclica

- Tre decisioni fondamentali:
  - scelta della *dimensione del frame*
  - partizionamento dei job in sotto-job (slicing)
  - allocazione delle slice nei frame

- In generale, non sono decisioni indipendenti:
  - lo slicing semplifica l'allocazione ma aumenta l'overhead

Partizionamento dei job – L'esempio rivisitato

- Dopo lo slicing di T3:

  T1 =(4, 1, 4) T31=(20, 1, 20) T33=(20, 1, 20)

  T2 =(5, 2, 5) T32=(20, 3, 20)

- Vincoli:

  (1) $m \leq D_i \ \forall i$ → $m \leq 4$

  (2) $m \geq c_i \ \forall i$ → $m \geq 3$

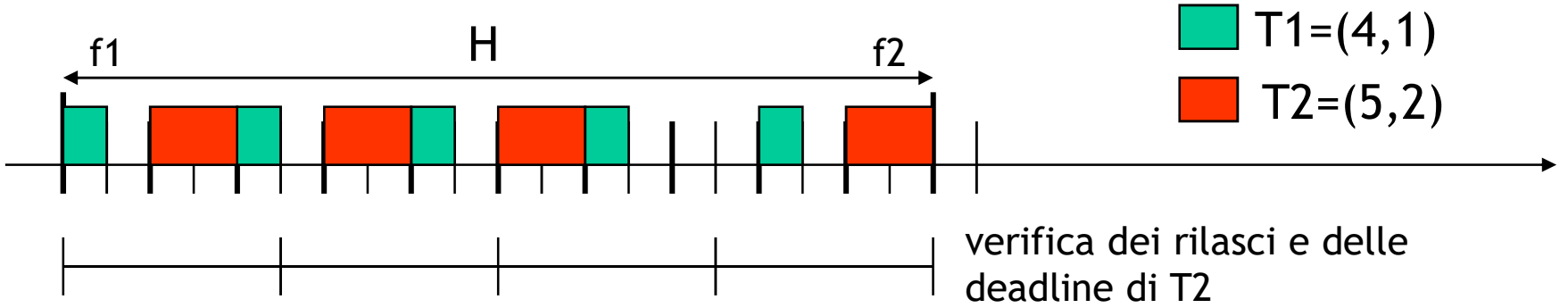
  (3) m divide H → m=2,4,5,10,20

  (4) $2m - MCD(m,p_i) \leq D_i \ \forall i$ → valutiamo solo per m=4 !

- Con m=4: 8-MCD(4,4) ≤ 4; 8-MCD(4,5) ≤ 5; 8-MCD(4,20) ≤ 20
- Per T2 il vincolo diventa: 8-1 ≤ 5 !! → m=4 non è una dimensione di frame corretta
- Il vincolo H/m impone di studiare uno slicing per m=2

Partizionamento dei job – Esempio (segue)

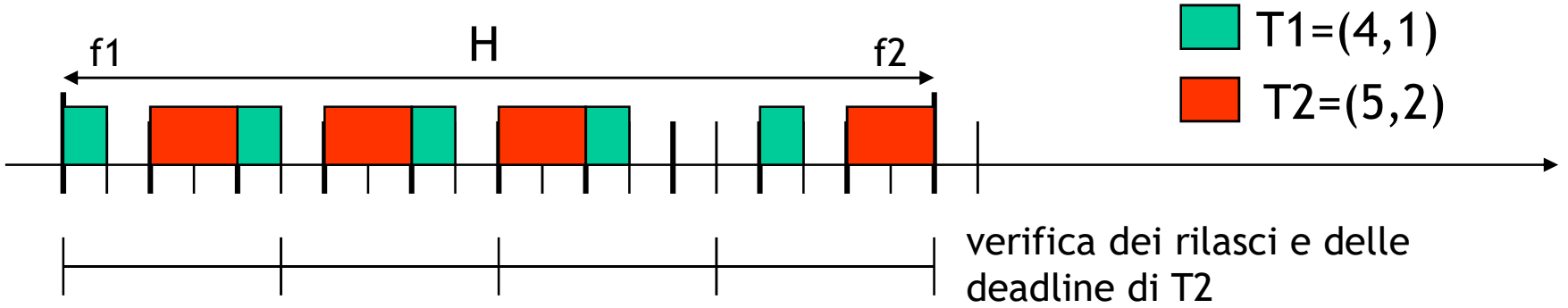
- Dimensione frame: m=2 (ovviamente soddisfa vincoli)
- Occorre indagare un diverso *slicing* di T3
- Allocazione parziale di T1 e T2 sul ciclo maggiore:



- Dopo questa allocazione parziale si vede come solo alcuni partizionamenti di T3 siano possibili
  - Ad es. (1,1,2,1), ma non (1,2,1,1)

Partizionamento dei job – Esempio (segue)

- Dimensione frame: m=2 (ovviamente soddisfa vincoli)
- Occorre indagare un diverso *slicing* di T3
- Allocazione parziale di T1 e T2 sul ciclo maggiore:



- Dopo questa allocazione parziale si vede come solo alcuni partizionamenti di T3 siano possibili
  - Ad es. (1,1,2,1), ma non (1,2,1,1)

NB: abbiamo scelto di partizionare solo T3, ma in generale possiamo decidere quali job partizionare, anche T1 e/o T2, considerando priorità ed eventuali vincoli di non revocabilità

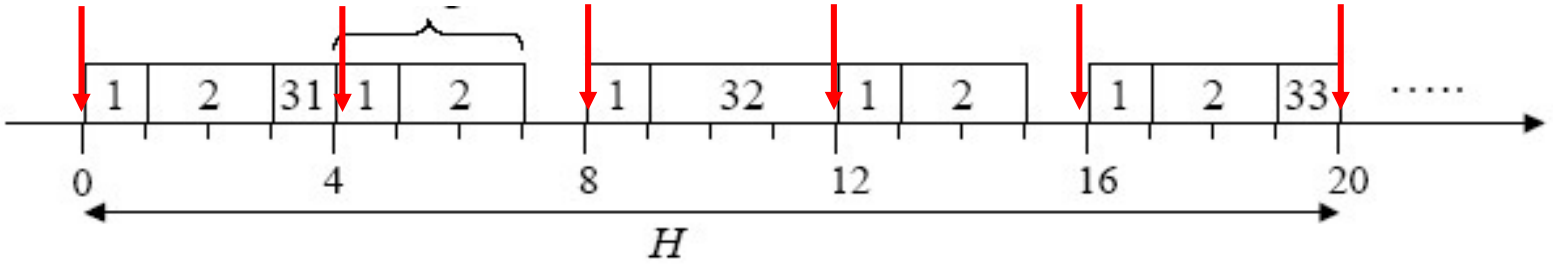
Verifica

- Quindi qui che succede?

T1 =(4, 1, 4)
T2 =(5, 2, 5)
T31=(20, 1, 20)
T32=(20, 3, 20)
T33=(20, 1, 20)

(1) => $m \leq 4$
(2) => $m \geq 3$
Ad es., m=4

Istanti di decisione a inizio frame:
Job frame precedente completati?
Job nuovo frame rilasciati?



Partizionamento dei job – Esercizio modificato

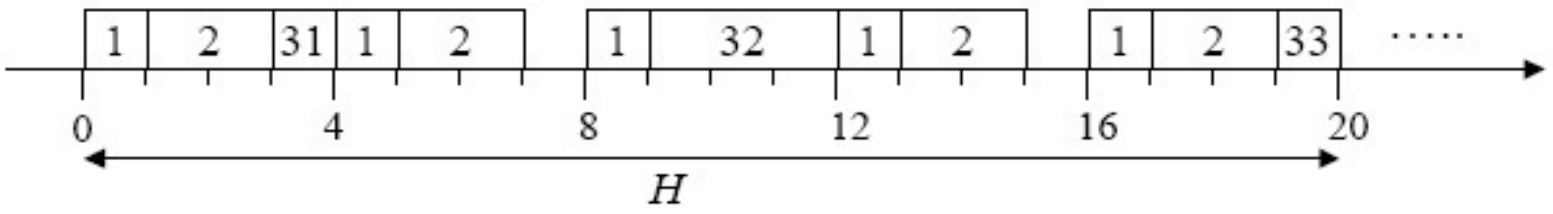
- Esercizio: verificare la seguente schedule per l'insieme di task periodici:

T1 =(4, 1, 4)
T2 =(5, 2, 7)

T31=(20, 1, 20)
T32=(20, 3, 20)

T33=(20, 1, 20)

Vincolo (4): $2m - MCD(m,p_i) \leq D_i \ \forall i$



Osservazioni

- Calcolo della dimensione del frame e partizionamento dei job sono operazioni complesse e non indipendenti
  - Negli esempi abbiamo a che fare con 3 task periodici. Con 20 task?
  - Per minimizzare l'overhead: dimensione di frame massima e minor numero di partizionamenti (forme di *preemption pianificate*)
  - Complessità spostata offline
- Come otteniamo la schedule vera e propria in modo automatico (algoritmo di sintesi)?
- Anche «limitate» variazioni nei parametri dei task possono determinare una modifica radicale della schedule ricavata

Executive ciclico

- Modifica del codice dello scheduler per far sì che le decisioni di scheduling siano prese *solo all'inizio dei frame*

- Ipotizziamo l'esistenza di un timer precaricato che genera un interrupt con periodo f (dimens. frame)

- Input per l'executive:
  - Schedule memorizzata: L(k) per k=0,1,...,F-1
  - Coda dei job aperiodici
- L(k)= *blocco di scheduling*

Executive ciclico

```
Task CyclicExecutive:
t:=0 /* tempo attuale */; k=0 /* frame attuale */;
CurBlock:=empty;
do forever:
   sleep fino al prossimo clock interrupt; /* istante k·f */
   if <job in CurBlock non completato> invoca FmOverrunHandler;
   CurBlock:=L(k);
   k:=k+1 mod F;  t:=t+1;
   if <job in CurBlock non rilasciato> invoca RelErrorHandler;
   risveglia il server dei task periodici per i job in CurBlock;
   sleep fino a che il server dei task periodici completa;
   while <coda dei job aperiodici non vuota>
     esegui il primo job in coda;
     rimuovi il job appena completato;
   end while;
end do;
end CyclicExecutive;
```

Osservazioni

- Importante: il timer *non* viene ricaricato intervallo per intervallo --> misura il tempo in modo regolare senza derive
- Verifiche dei vincoli temporali su rilasci e deadline integrate negli istanti di decisione
- Ogni frame può eseguire uno scheduling block:
  - tipicamente l'executive assegna a un thread (periodic server) o a thread specifici l'esecuzione dei job/slice dello scheduling block
- Per utilizzare l'idle time in modo controllato si può prevedere un aperiodic_task_server(), che esegua a priorità inferiore rispetto all'executive e al periodic_task_server()