BRATLEY / SPRING

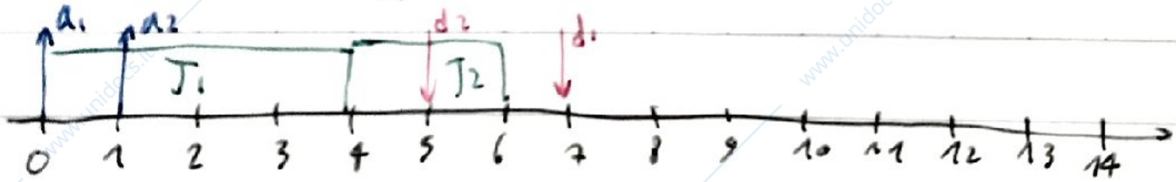
PROBLEMA : - n PROCESSI APERIODICI
- ASINCRONI
- VINCOLI (o NO) DI PRECEDENZA
- NO PREEMPTION

non è possibile farla

es.

	J_1	J_2
a_i	0	1
c_i	4	2
d_i	7	5

↳ Proviamo ad applicare EDF



non potendo fare preemption, una volta iniziata J_1 deve finire

è ONLINE

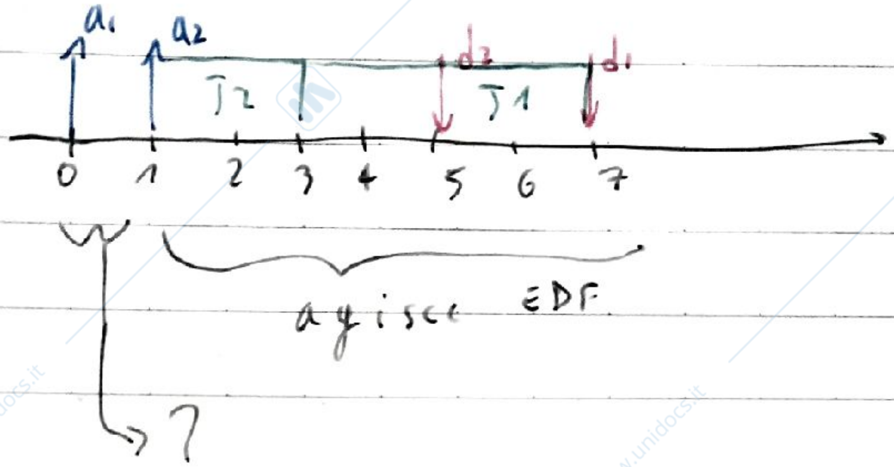
⇓

J_2 sfora

www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari
www.unidocs.it - Appunti e dispense per superare i tuoi esami universitari

(OFFLINE)

Un sistema con il quale possiamo soddisfare i vincoli è:



Consideriamo il rapporto tra

ONLINE vs OFFLINE

Un algoritmo di tipo ONLINE non è ottimale

Algoritmi non greedy, ossia che non ragionano istante per istante

→ Complessità algoritmo – numero operazioni che deve fare

→ Complessità problema – numero minimo di operazioni che deve fare

in questo caso $O(2^n)$ – n = numero di processi

Algoritmo con complessità $o(n!)$

algoritmi di branch and bound

	J_1	J_2	J_3	J_4
a_i	4	1	1	0
c_i	2	1	2	2
d_i	7	5	6	4

questo caso $o(4!)$

Se uno vuole provare a trovare algoritmo di $o(2^4)$
↳ Indizio: è un algoritmo di Dynamic Programming. e guardare algoritmo shortest path grafo, travel salesman problem, knapsack problem

Dobbiamo costruire una sequenza di processi dopo averli analizzati tutti.

Abbiamo $< J_1, J_2, J_3, J_4 >$

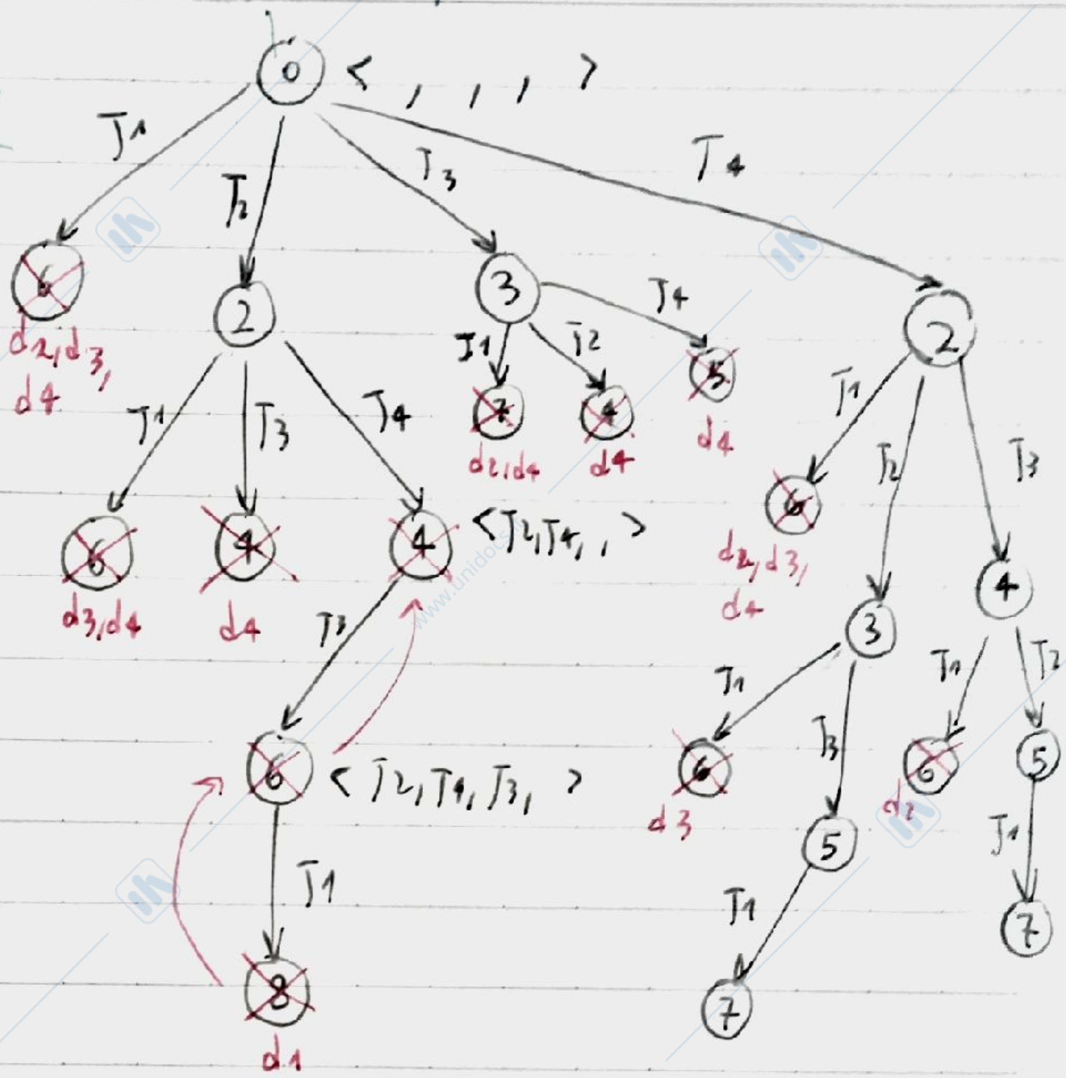
Vogliamo ordinarli in una schedulazione del tipo

$< \ , \ , \ , \ >$

istanti

vuota

guardiamo quanto ci mettono i processi e vediamo se si supera la deadline



OTTIMALE: $\longrightarrow$ < J4, J2, J3, J1 >

Oss.

1. Se n piccolo, ricerca esaustiva su grafo ad albero guidata da euristiche

2. Se n grande, ricerca euristica $\Rightarrow$ NON OTTIMALITÀ

APPROCCIO EURISTICO
- guida alla ricerca ottima
- soluzione euristica

No. SISTEMI INF.

Date 02 · 10 · 19

$h_i = a_i$ → EURISTICA DI PRIMO LIVELLO

funzione che associa un numero ai processi (indica l'ordine da provare)

$\bar{h}_i = d_i$ → EURISTICA DI SECONDO LIVELLO

es. (precedente)

se vogliamo trovare una soluzione ottimale ci facciamo tutto l'albero

Guida alla ricerca ottima

$$\textcircled{0} \xrightarrow{J_4} \textcircled{2} \xrightarrow{J_2} \textcircled{3} \xrightarrow{J_3} \textcircled{5} \xrightarrow{J_1} \textcircled{7}$$

Nodo 0: $h_1 = 4,\ h_2 = 1,\ h_3 = 1,\ h_4 = 0$

applico il processo con l'euristica più piccola

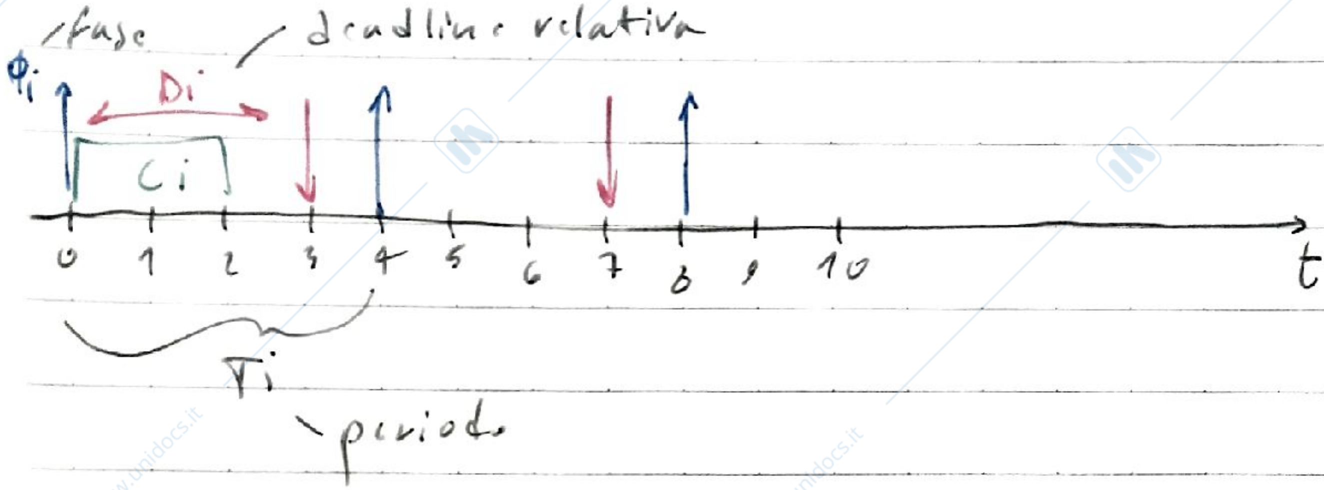
Nodo 2: $h_1 = 4,\ h_2 = 1,\ h_3 = 1 \mid \bar{h}_2 = 5 \quad \bar{h}_3 = 6$

Nodo 3: $h_1 = 4,\ h_3 = 1$

Nodo 5: $h_1 = 4$

Se non rispettava i vincoli usavamo la seconda modalità dell'approccio euristico
↓
ossia riportando la SOLUZIONE EURISTICA

PROCESSI PERIODICI



Scheduling periodico

↓

analisi di schedulabilità — problema principale

↓

Immaginiamo che

$\phi_i = 0 \ \forall i$ (li mettiamo tutti in fase)

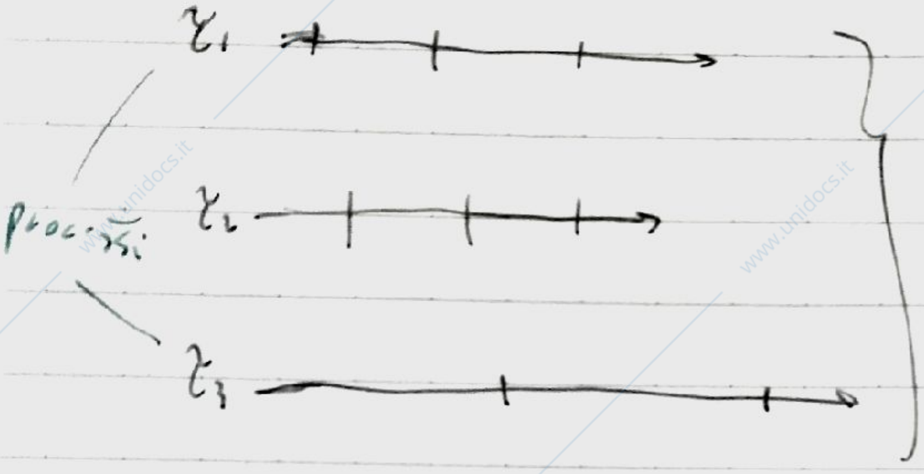
possiamo pensare che è sensato dire che se c'è una schedulazione da un tempo 0 a uno $\bar{T}$ allora questa schedulazione vale anche per tutto il tempo dopo $\bar{T}$

↳ $\bar{T} = \prod_i T_i$

prodotto di tutti i periodi

È il prodotto poiché:

Immaginiamo di avere i processi



Si rimettono tutti in fase a un certo numero intero, ossia il loro prodotto.

es.

	τ_1	τ_2	τ_3	τ_4
Φ_i				
C_i				
T_i				
D_i				

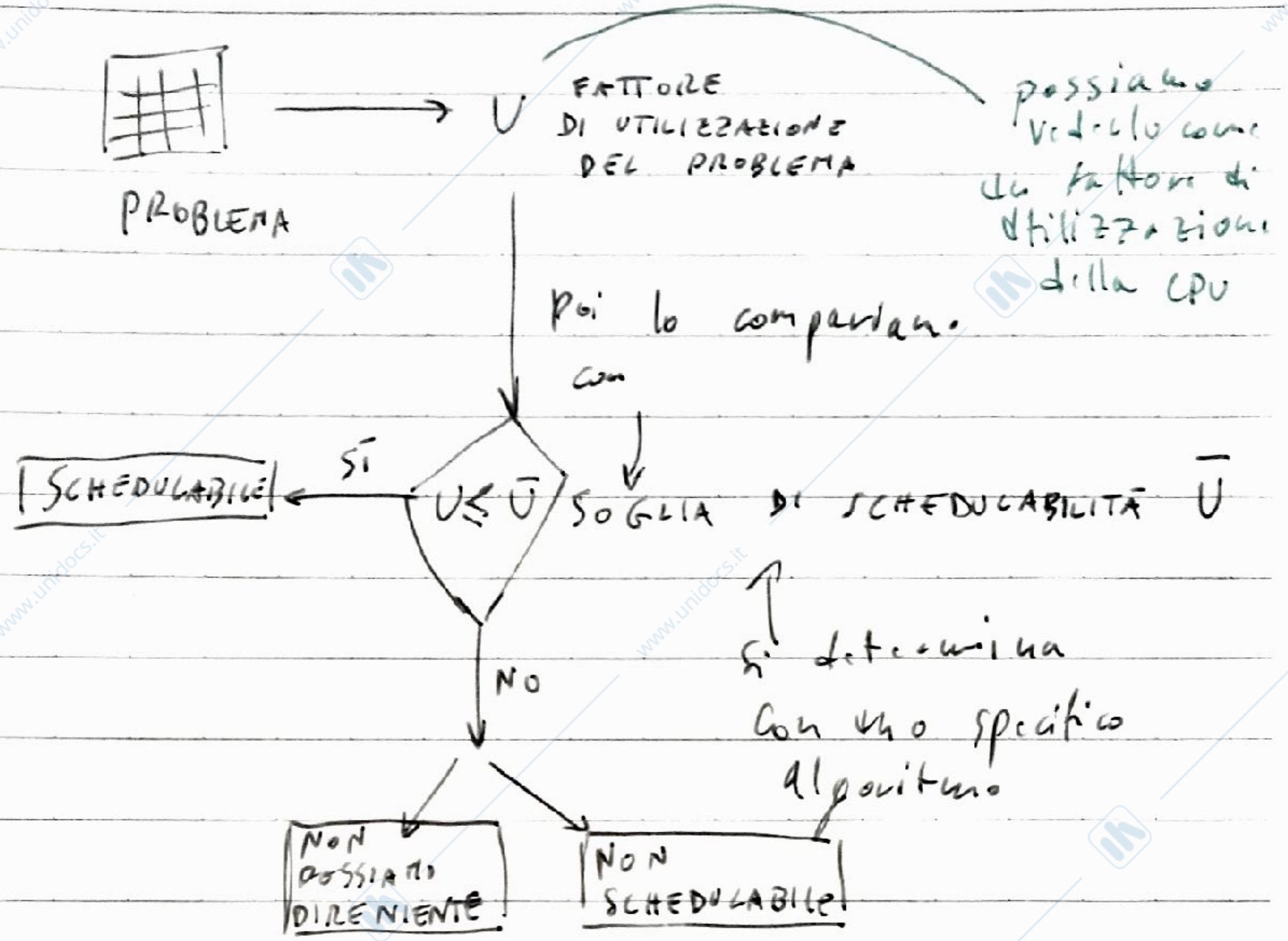
Descrivibile con 4·n parametri

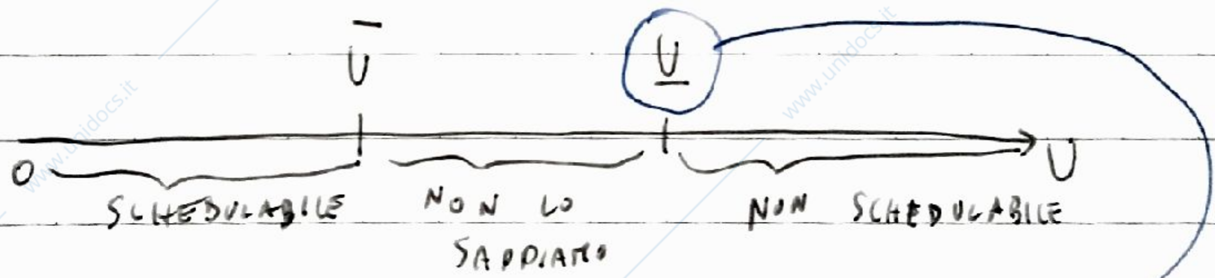
$\Downarrow$

Si aggrega in un MACRO INDICE

FATTORE DI UTILIZZAZIONE

$$U = U_1 + U_2 + U_3 + \dots + U_n = \frac{C_1}{T_1} + \frac{C_2}{T_2} + \dots + \frac{C_n}{T_n}$$





Valore oltre il quale sappiamo automaticamente che <u>non</u> è schedulabile

$\underline{U} = 1$

→ $U=1$ Dimostrazione

Tesi: Se $U > 1 \Rightarrow$ IL PROBLEMA NON È SCHEDULABILE

Assunzioni: $\phi_i = 0 \quad \forall i$

$$\overline{T} = T_1 \cdot T_2 \cdot T_3 \cdot \ldots \cdot T_n$$

Assumiamo $U > 1$

$$\underbrace{\overline{T}\, U}_{\text{tempo comput. richiesto da tutti i processi}} = \sum_i \frac{C_i}{T_i}\, \overline{T} = \underbrace{\sum_i \overbrace{\left(\frac{\overline{T}}{T_i}\right)}^{\#\text{ VOLTE INTERO CHE } \tau_i \text{ È ESEGUITO DA } 0 \text{ A } \overline{T}} \cdot C_i}_{\text{tempo di computazione richiesto da } \tau_i \text{ da } 0 \text{ a } \overline{T} \text{ per soddisfare la sua deadline}}$$

$\overline{T}\, U > \overline{T}$ ← tempo che ho a disposizione

Quello che devo eseguire

da assunzione $U > 1$

Quindi **NON** è SCHEDULABILE