Linea monoprodotto con assiemature (modello:pettine): lotto, flusso

Minimo tempo di completamento: pezzo singolo, lotto finito, linea satura

Sistemi di movimentazione PIPELINE

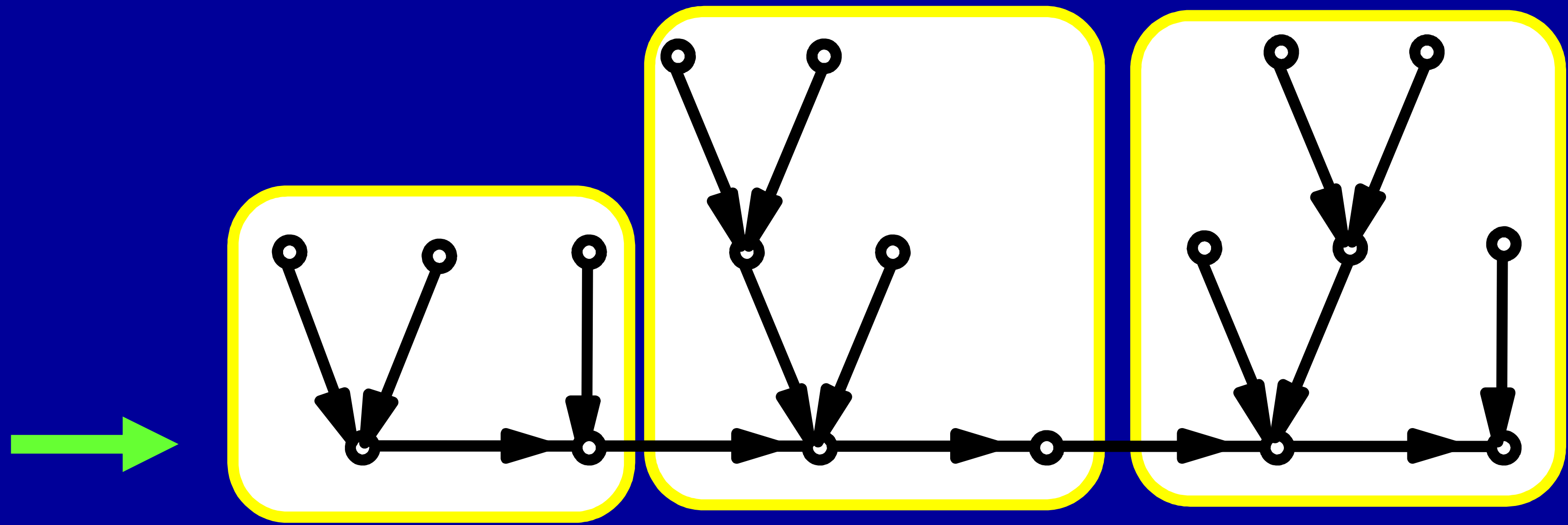
In questo tipo di sistemi : pipeline/ linee seriali/ flow shop i pezzi sono trasportati da un sistema di movimentazione unidirezionale.

I pezzi possono muoversi solo dalla macchina M_j alla M_{j+1}

IPOTESI DI LAVORO

- Ogni macchina può eseguire un qualunque insieme di operazioni; tutte le macchine impiegano lo stesso tempo per eseguire una stessa operazione.

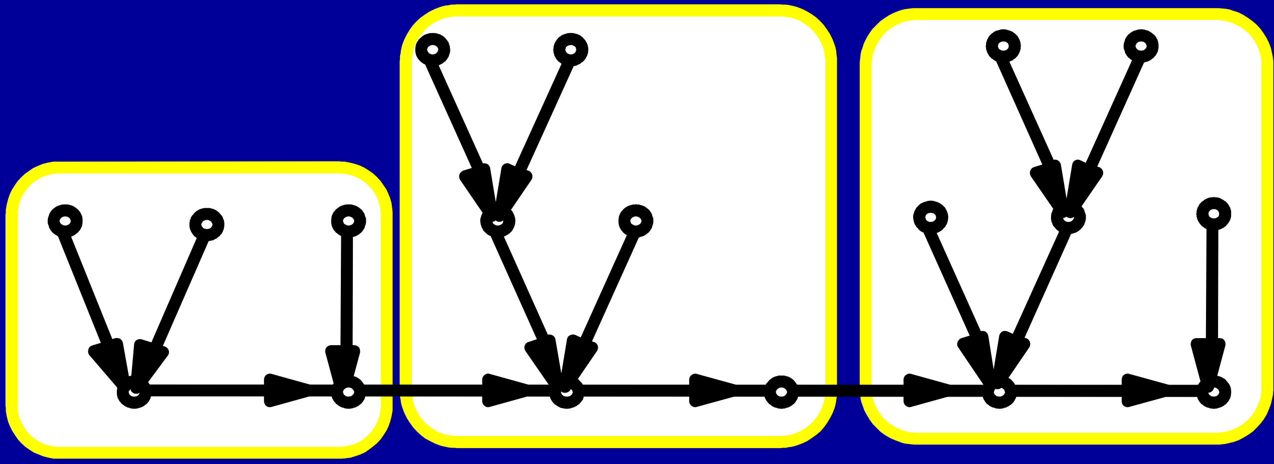
Albero di assiematura e cammino principale



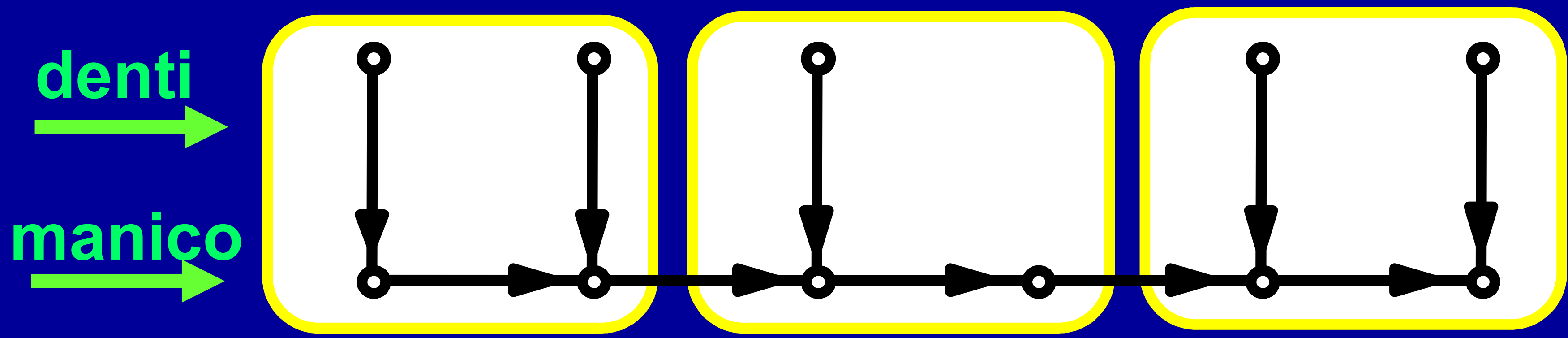
Cammino Principale

Esiste un cammino principale di operazioni strettamente ordinate, ciascuna delle quali deve essere preceduta da un albero di operazioni secondarie di predisposizione per quella principale corrispondente

La definizione di principale per un’operazione è relativa all’assegnazione ad una macchina, nel senso che le secondarie devono essere assegnate alla stessa macchina che esegue la corrispondente principale

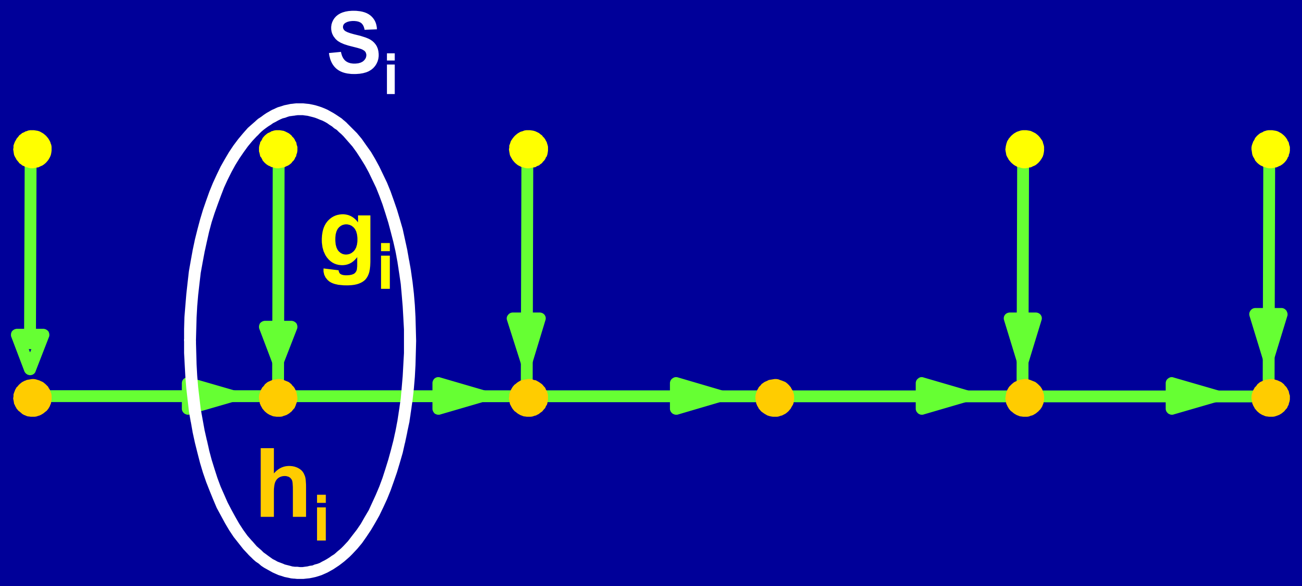


Aggregazione dell’albero (PETTINE)



IPOTESI DI LAVORO

- Il sistema deve produrre un numero totale di q unità identiche
- Il prodotto è caratterizzato da un albero di assiematura, avente la struttura di pettine



h_i nodo del manico (principale)

→ τ_i (durata dell'op. principale)

g_i nodo del dente adiacente al nodo h_i

→ θ_i (durata dell'op. secondaria)

$S_i = \{ h_i , g_i \}$ è la SEZIONE

Per ipotesi ogni operazione secondaria (e.g.: di predisposizione) è assegnata alla stessa macchina che esegue la corrispondente operazione principale (e.g.: di assiematura)

CIOE'

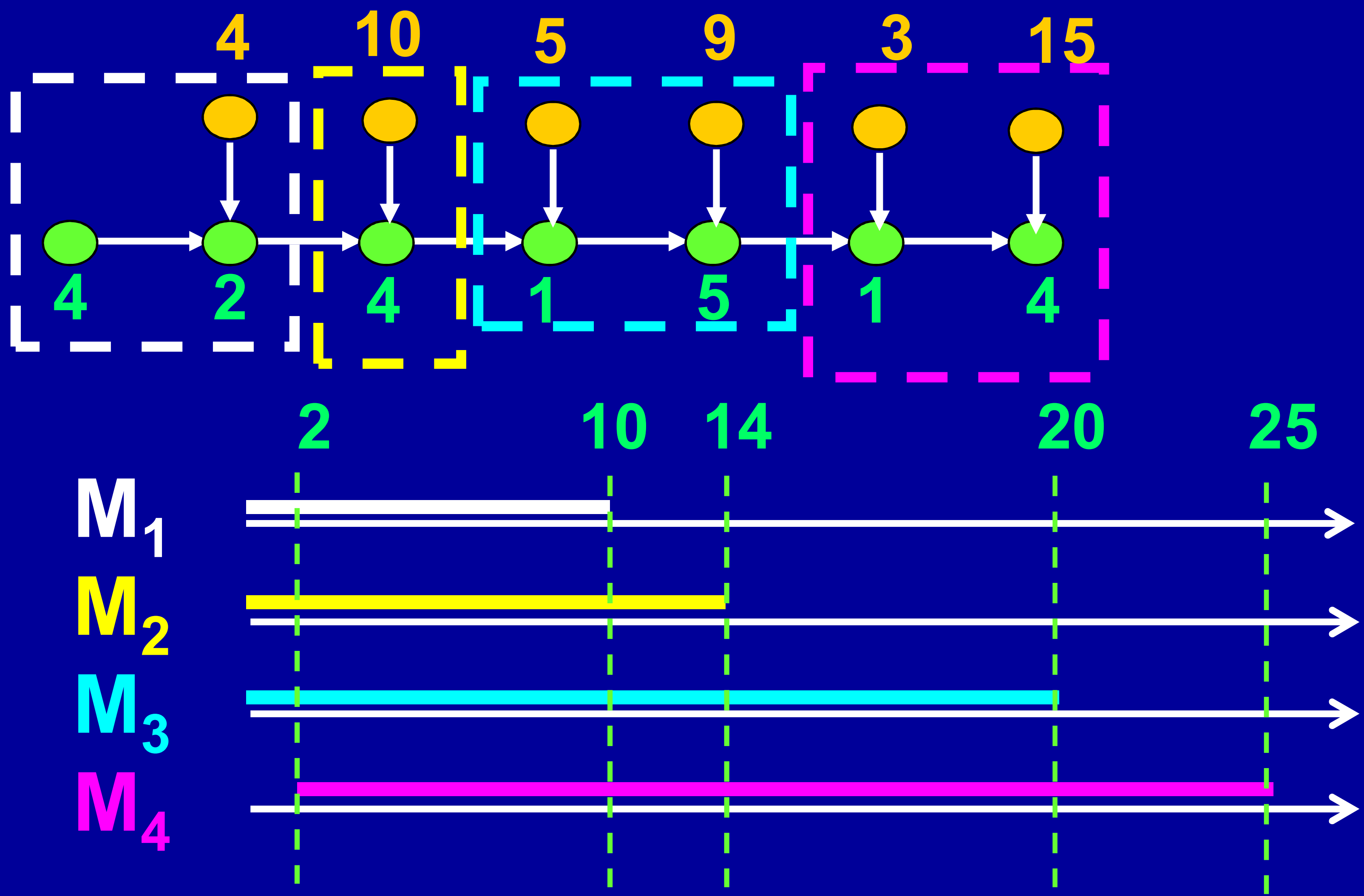
se un nodo g_i è assegnato ad una macchina, anche il corrispondente nodo del manico h_i deve essere assegnato alla stessa macchina

L’assegnamento di operazioni alle macchine che si vuole determinare è unico per tutti i pezzi dello stesso tipo

L’assegnamento è unico e definisce una PARTIZIONE dell’albero.

Si vuol trovare l’assegnamento che minimizza il tempo di completamento dei q pezzi uguali

Gantt delle macchine conseguente a una assegnazione di operazioni per la produzione di un sol pezzo



L'assegnamento di operazioni a m macchine produce una m_partizione $\Pi \equiv \{P_1, P_2, \ldots, P_m\}$ delle sezioni del pettine

le operazioni nella classe P_j sono assegnate alla macchina M_j

Per ipotesi la partizione riguarda le sezioni del pettine:

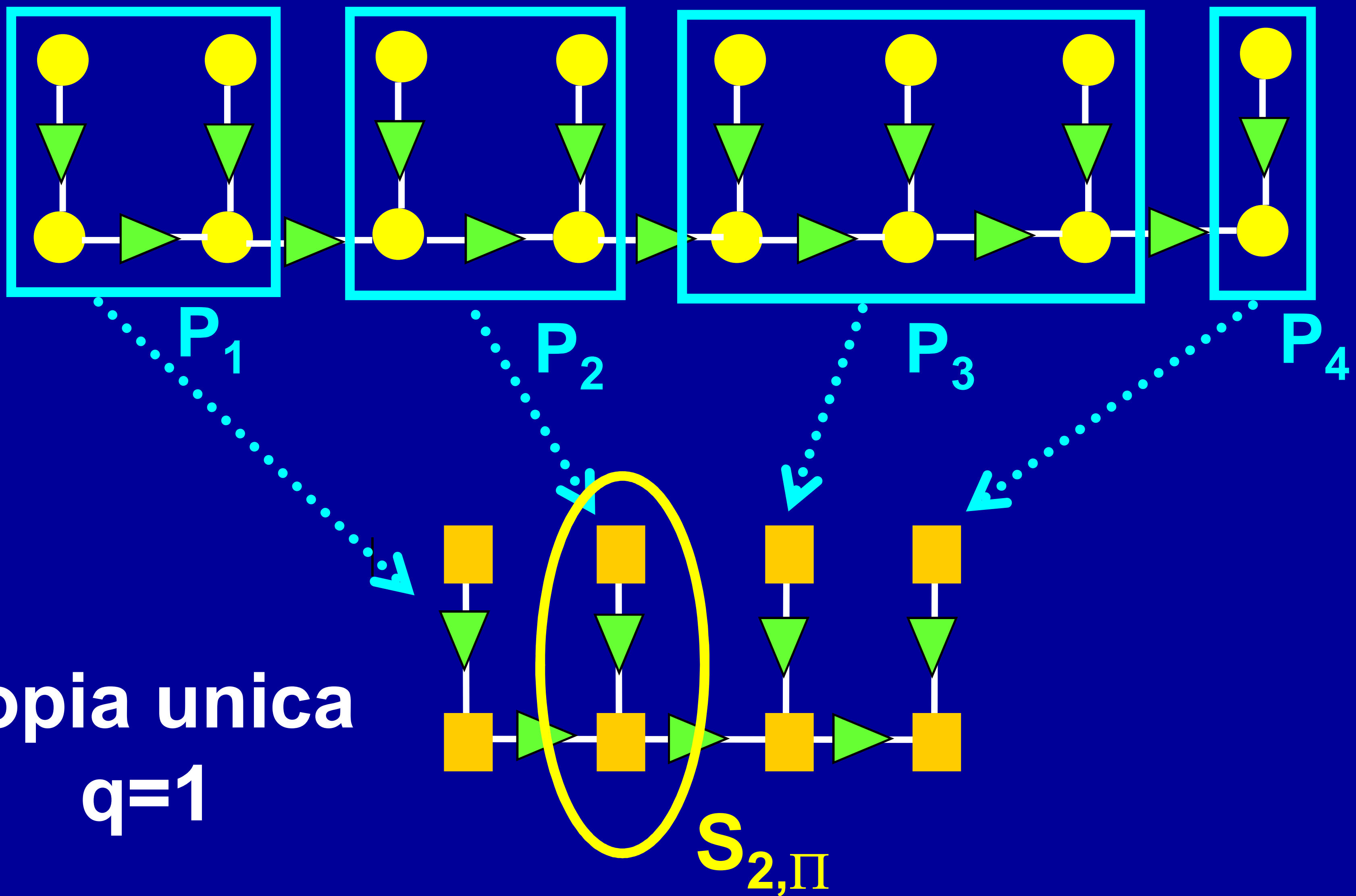
$$\forall i \text{ se } h_i \in P_k \Rightarrow g_i \in P_k$$

Data una partizione ammissibile $\Pi \equiv \{P_1, .., P_m\}$ di un pettine C , associamo a C e Π un nuovo pettine C_Π avente m sezioni

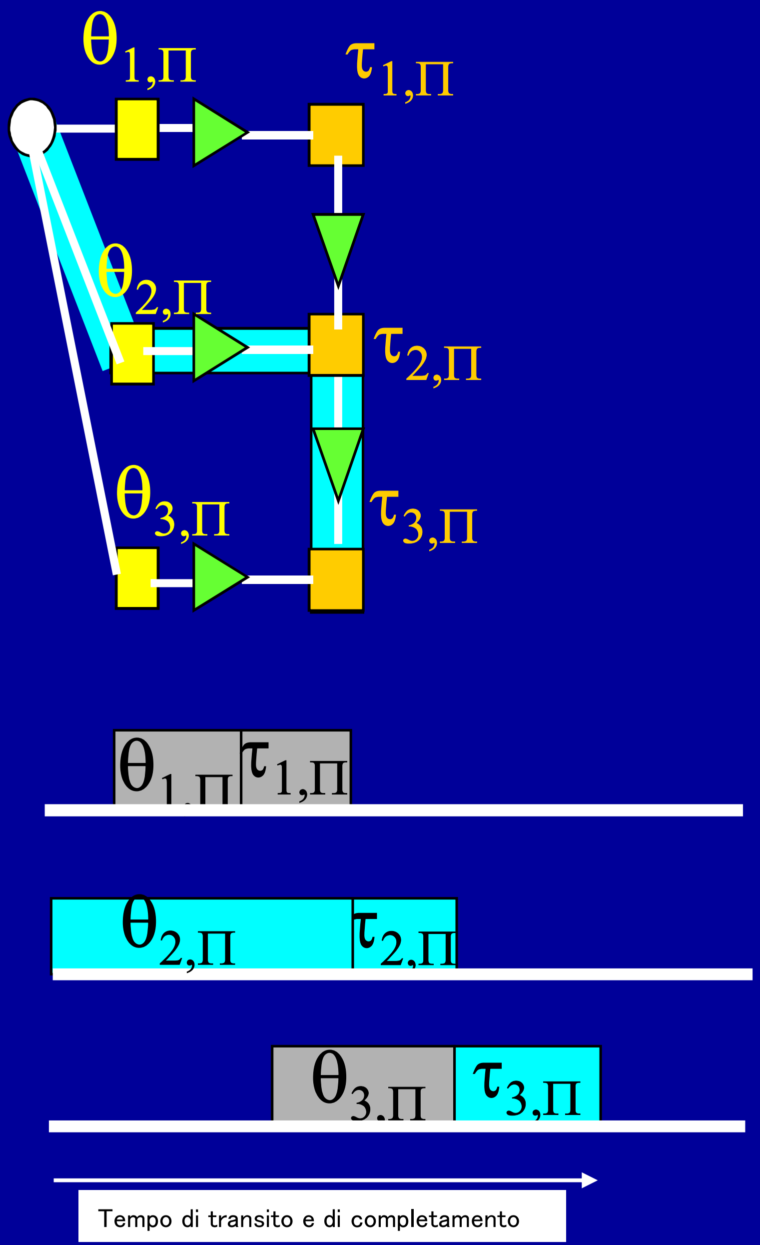
v_j è il j-esimo nodo del manico di C_Π
u_j è il suo dente

la **sezione $S_{j,\Pi}$** di C_Π corrisponde alla classe P_j di Π

$\tau_{j,\Pi}$ è il peso di v_i (somma dei pesi degli h_j)
$\theta_{j,\Pi}$ è il peso di u_i (somma dei pesi dei g_j)

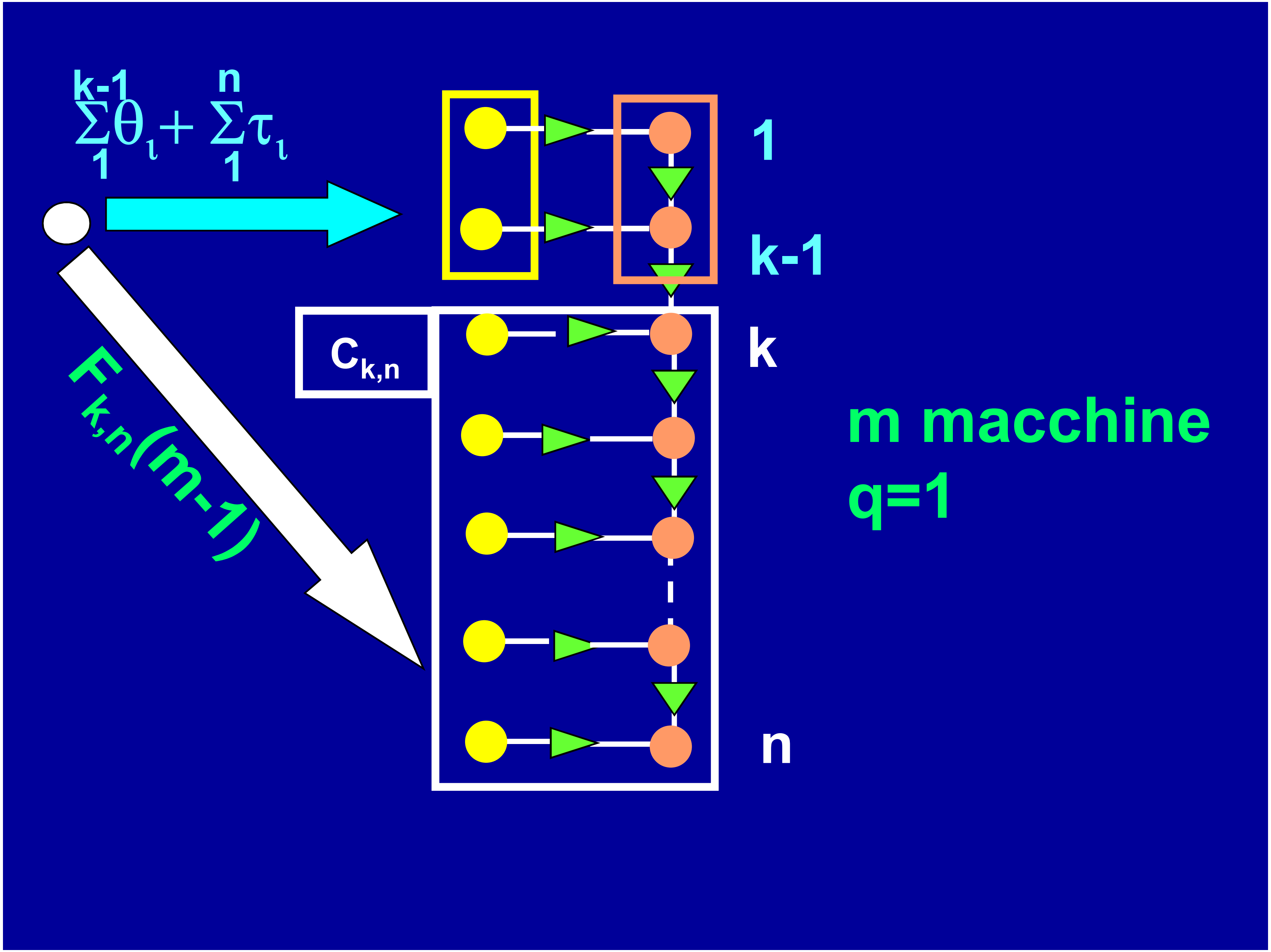


Copia unica
q=1



PERCORSO CRITICO

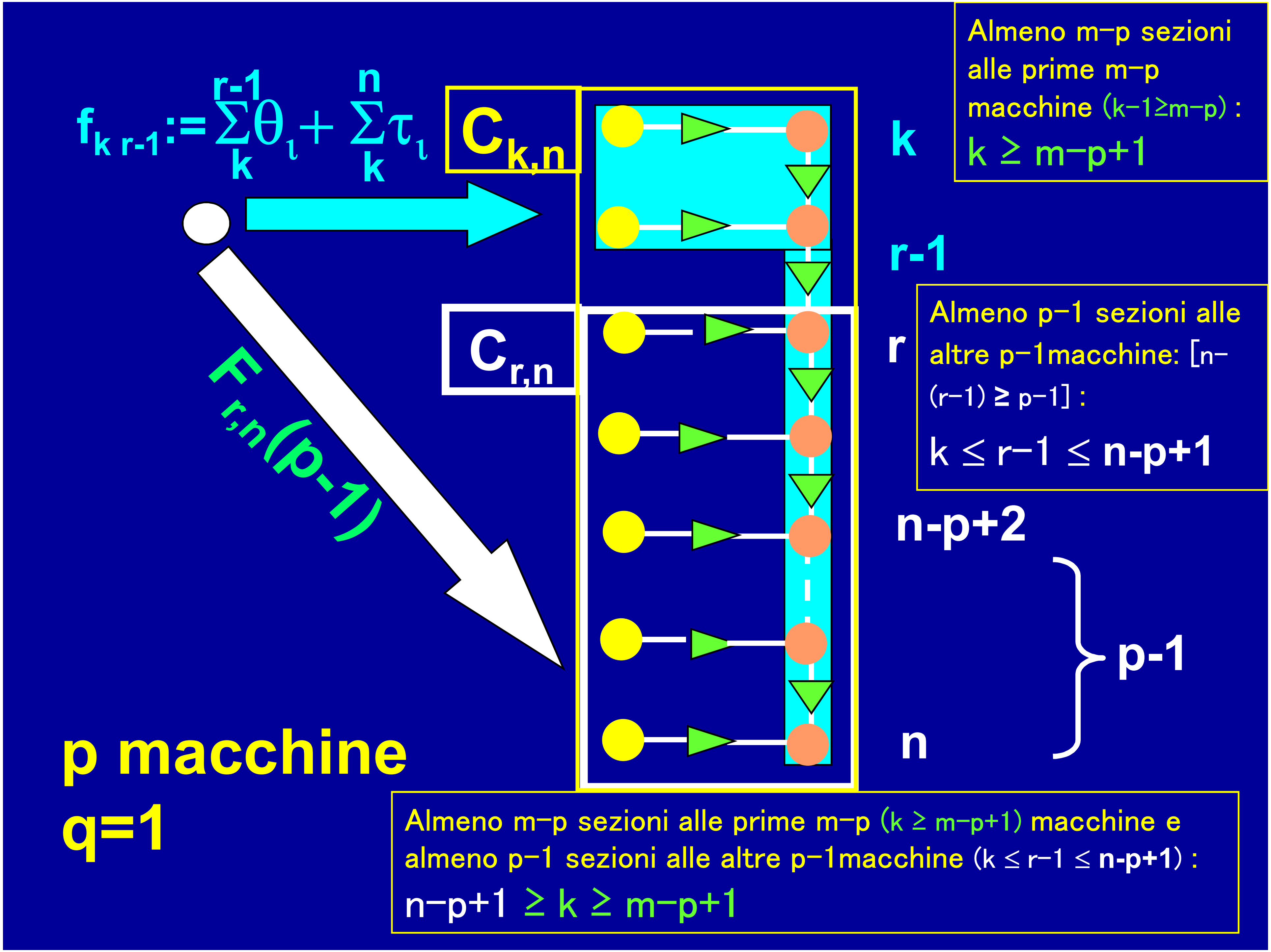
I pezzi vengono processati più tardi possibile



$\sum_{1}^{k-1}\theta_\iota + \sum_{1}^{n}\tau_\iota$
$F_{k,n}(m-1)$
$C_{k,n}$
1
k-1
k
n
m macchine
q=1

$C_{h,k}$ sottografo indotto dalle sezioni da S_h a S_k

$F_{k,n}(p)$:= lunghezza minima di un percorso critico sul pettine $C_{\Pi\ k,n}$, tra tutte le partizioni Π_{kn} tali che $|\Pi|=p\leq m$,



$f_{k\,r-1} := \sum_{k}^{r-1} \theta_\iota + \sum_{k}^{n} \tau_\iota$
$C_{k,n}$
$C_{r,n}$
$F_{r,n}(p-1)$
k
r-1
r
n-p+2
p-1
n
Almeno m−p sezioni alle prime m−p macchine (k−1≥m−p) :
k ≥ m−p+1
Almeno p−1 sezioni alle altre p−1macchine: [n−(r−1) ≥ p−1] :
k ≤ r−1 ≤ n-p+1
p macchine
q=1
Almeno m−p sezioni alle prime m−p (k ≥ m−p+1) macchine e almeno p−1 sezioni alle altre p−1macchine (k ≤ r−1 ≤ n-p+1) :
n−p+1 ≥ k ≥ m−p+1

$$F_{kn}(p) = \min_{k+1 \le r \le n-p+2} \{\max\{ \underbrace{\sum_{k}^{r-1}\theta_i + \sum_{k}^{n}\tau_i}_{f_{k\,r-1}} ; F_{rn}(p-1)\}\}$$

$$m - p + 1 \le k \le n - p + 1$$

per ogni **$p \geq 2$**, *quindi, i valori possibili per* **k** *sono* **n-m+1**

anche per p=m, ma interessa ovviamente solo k=1

Ne consegue che per ogni **k** *la formula è valida per* **$p \le \min\{m, n-k+1\}$**

Per il calcolo si comincia da:

$$F_{kn}(1) = \sum_{k}^{n}{}_{i}\,(\tau_i + \theta_i) \qquad m \le k \le n$$

infiniti pezzi (produzione continua):

min tempo di ciclo=> min tempo per pezzo della macchina più carica:=

$$W^{\infty} := W_{1n}(m)$$

data Π:

$w_{kn}(\Pi)$:= tempo più elevato tra i pesi delle sezioni di $C_{\Pi\, kn}$,

$$W_{kn}(p) := \min_{\Pi} \{ w_{kn}(\Pi) \}$$

$$|\Pi| = p \leq m\ ,\ 1 \leq k \leq n$$

Analogamente a quanto visto per q=1, si ottiene:

$$W_{kn}(p) = \min_{k+1 \le r \le n-p+2} \{\max\{\underbrace{\sum_{k}^{r-1}{}_i (\theta_i + \tau_i)}_{w_{k\,r-1}} ; W_{rn}(p-1)\}\}$$

$m - p + 1 \le k \le n - p + 1$

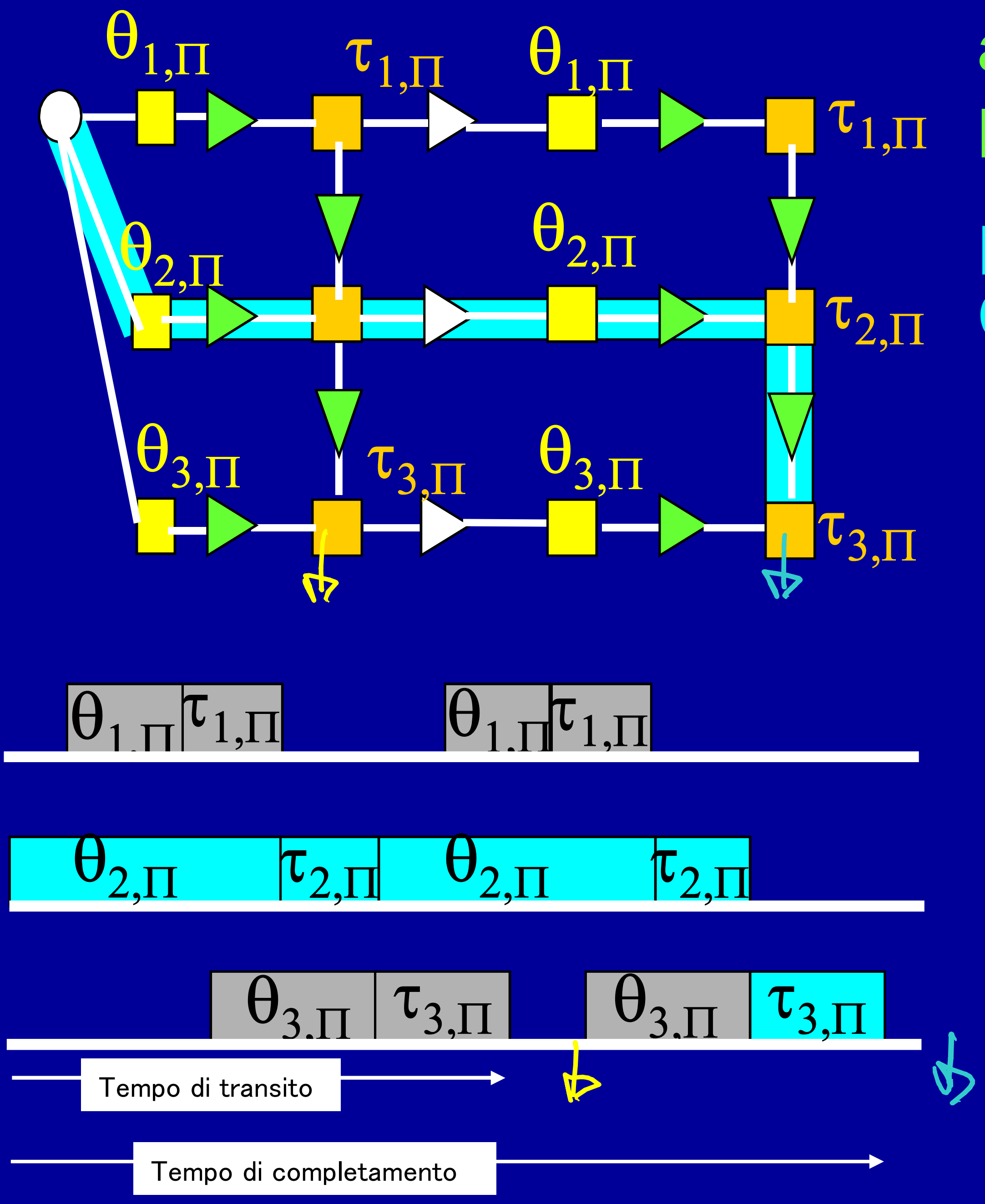
$2 \le p \le \min\{m, n-k+1\}$

$W_{kn}(1) = \sum_{k}^{n}{}_i (\tau_i + \theta_i)$

$W^\infty = W_{1n}(m)$

$w_{k\,r-1}$ è il tempo di lavoro della macchina p per ogni pezzo pari alla somma dei tempi delle operazioni delle sezioni da k a r−1

Sostituendo w a f e W a F si può impiegare un GRAFO DI CALCOLO analogo a quello già definito, facendo analoghe osservazioni sulla struttura del grafo e sulla possibilità di avere più di una Π^∞, pur essendo W^∞ unica



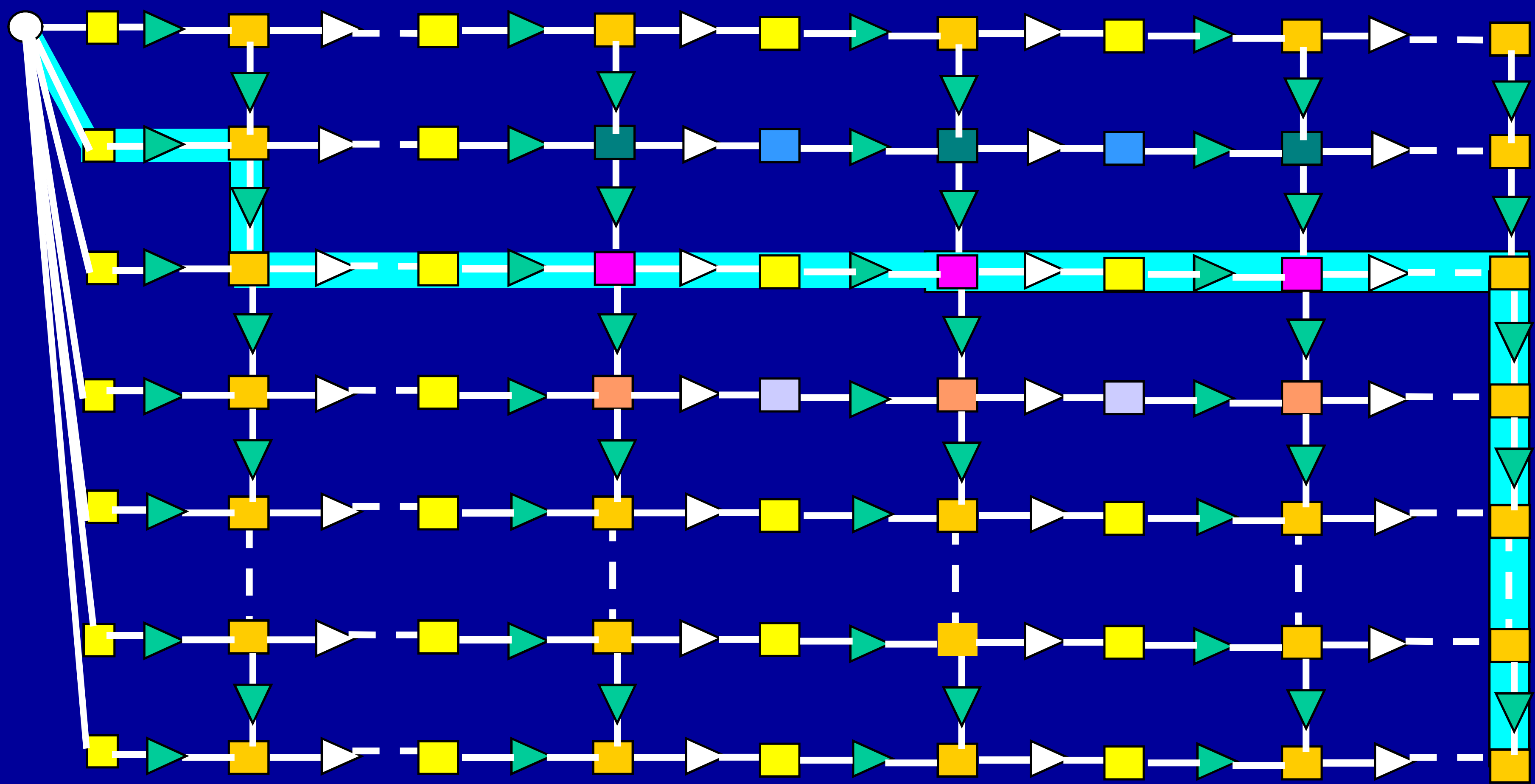
$C_{\Pi q}$ pettine aggregato multiplo per q pezzi

PERCORSO CRITICO su **$C_{\Pi q}$**

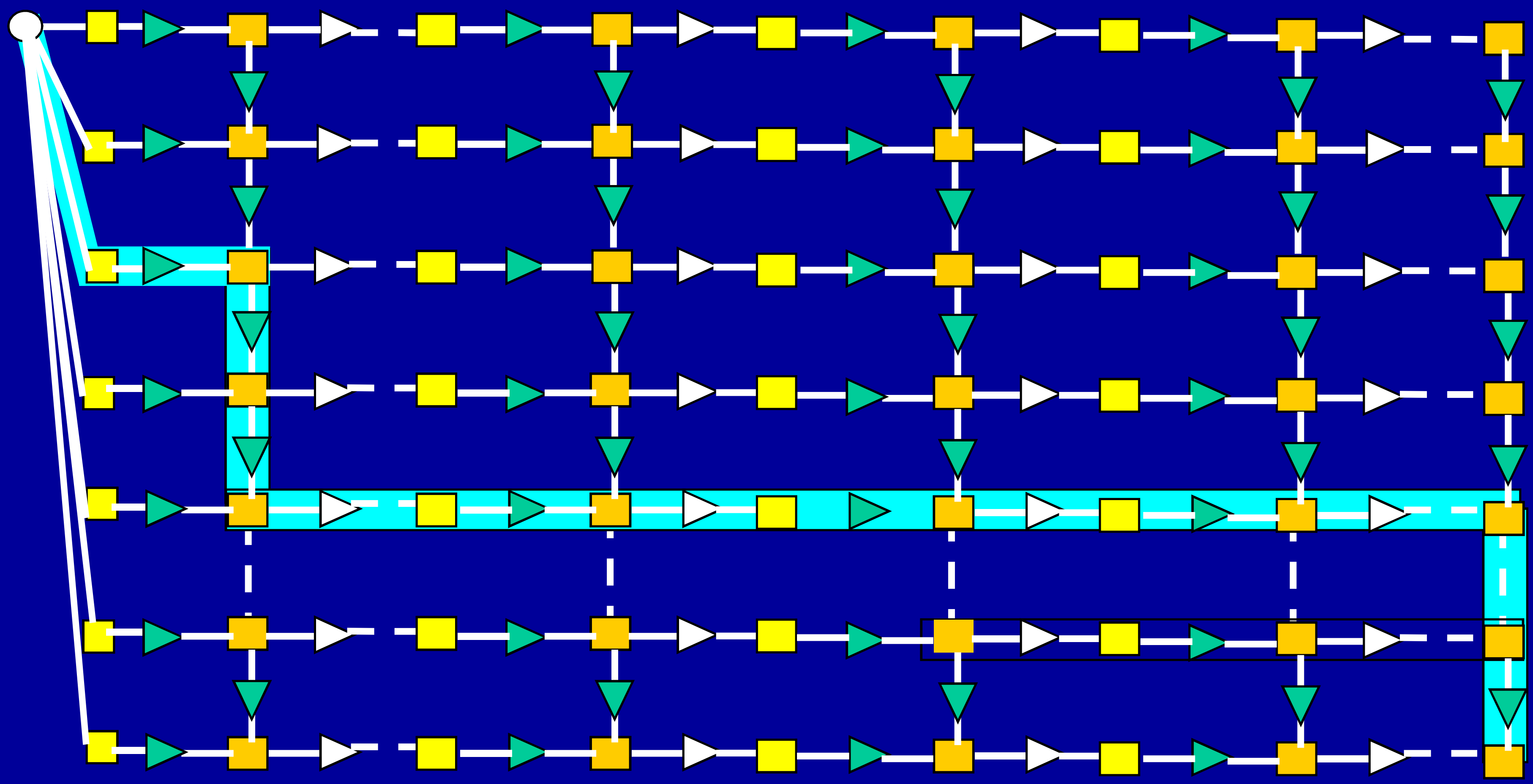
I pezzi vengono processati più tardi possibile, cioè appena in tempo

frecce verdi, precedenza di pezzo; frecce bianche, precedenze di macchina

Data un partizione Π, l'ingresso d'un percorso critico per q pezzi è anche ingresso di un percorso critico per un sol pezzo (il primo) E VICEVERSA



$$T_{\Pi}^{q} := T_{\Pi} + (q-1)\, W_{\Pi}$$



T_Π è tempo del percorso critico su C_Π

$$W_\Pi := \max_{i=1,..,m} w_{i,\Pi} \text{ (carico di } M_i \text{ con } \Pi)$$

[$T_\Pi^q := T_\Pi + (q-1)\, W_\Pi$] tempo del percorso critico su C_Π^q, pettine aggregato multiplato q volte (q pezzi) per calcolare **F(w)**, si usa la stessa formula con un vincolo sull'escursione di **r** relativo al dato **w**

$$F^{W}_{kn}(p) = \min\{\max\{ w_{k\,r-1} + \sum_{r}^{n} \tau_i \; ; F_{rn}(p-1)\}\}$$

$$k+1 \le r \le n-p+2$$

$$w_{k\,r-1} = \sum_{k}^{r-1} (\tau_i + \theta_i) \le w$$

$w_{k\,r-1}$ è il tempo di lavoro totale delle operazioni relative ai denti da k a r-1

Il vincolo si inserisce facilmente nella procedura che impiega il GRAFO DI CALCOLO già usato

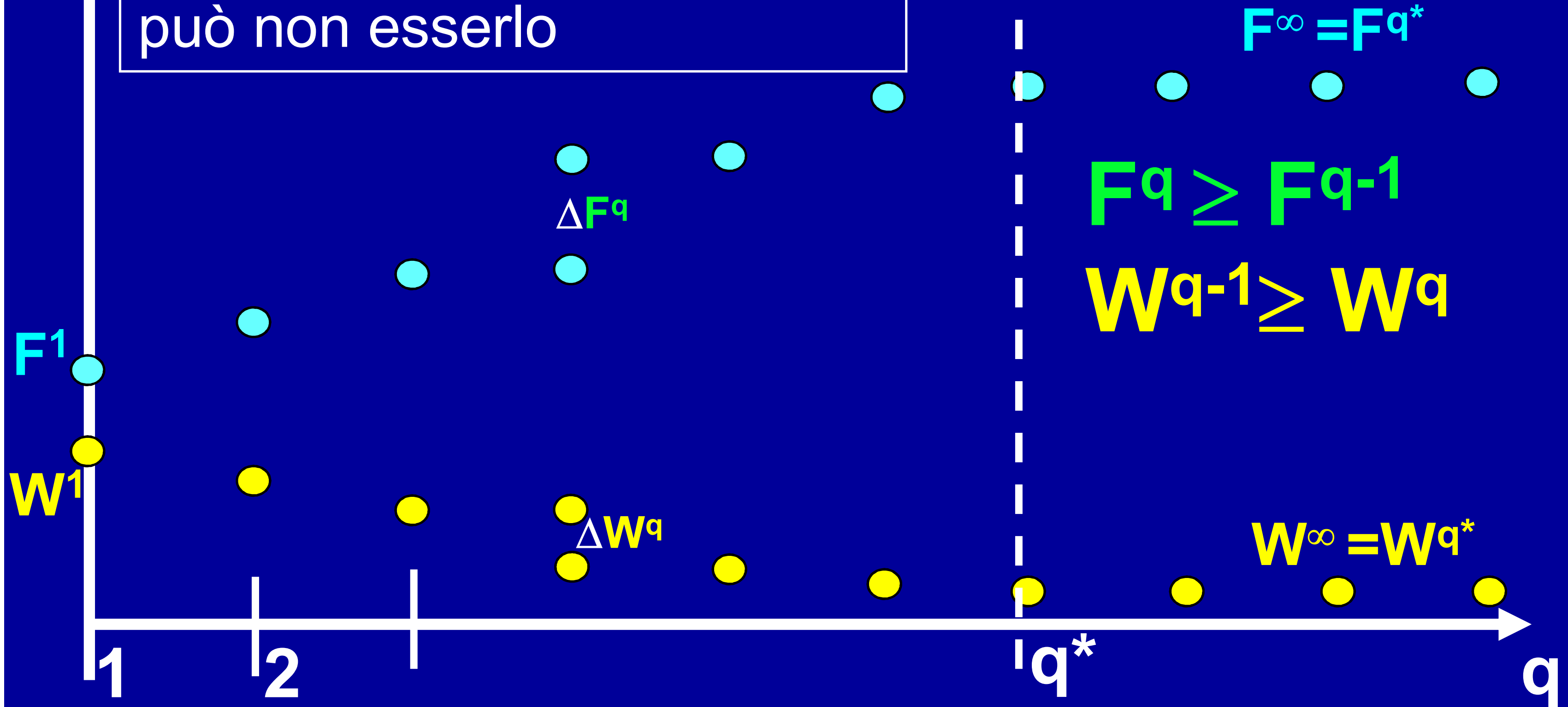
ANDAMENTO DI F^q e W^q versus q

$F^q := F(W^q)$

W^q: $T^q = F^q + (q-1)W^q$

ATT.: W^∞ e $F^\infty := F(W^\infty)$ sono uniche come F^1: Π^∞ può non esserlo

Esiste un q* che è il più piccolo valore di q per cui W^∞ e $F^\infty = F(W^\infty)$ sono ottime



$$F^q \geq F^{q-1}$$

$$W^{q-1} \geq W^q$$

Si noti che possono esistere valori di q≥2 (anche q*) per cui W^q non è unica: se i dati di partenza sono tali che tra le due soluzioni esiste la relazione: $\Delta F^q = -(q-1)\,\Delta W^q$

q^*: num. pezzi che "saturano" le possibilità di migliorare la distribuzione delle operazioni alle macchine

Conviene prima calcolare $F^\infty := F(W^\infty)$. Se $F^1=F^\infty$ si ha $q^*=1$ e $W^1=W^\infty$ si noti che Π^∞ può non essere unica e ciascuna Π^∞ può dar luogo a diverse F, la più piccola delle quali è F^∞ . Analogamente Π^1 può non essere unica e, se $q^*=1$, si può dar luogo a diverse W^1, la più piccola delle quali vale W^∞

Se $F^1<F^\infty$, allora $q^*>1$ È IL PIÙ PICCOLO VALORE PER CUI, per tutte le possibili W, SI HA:

$$F^\infty + (q^*-1)\, W^\infty \leq F(W)+(q^*-1)W$$

cioè il più piccolo intero per cui:

$$q^* \geq 1+ [F^\infty - F(W_{hs})] / [W_{hs} - W^\infty]$$

per tutte le coppie hs per cui $[\, W_{hs} > W^\infty , F(W)]$