

COSTO INCERTEZZA-MODELLI DECISIONALI

ATO

Una prev puntuale non è sufficiente: conta il costo dell'errore e il criterio decisionale.

Costo dell'errore di previsione. Il criterio di prev dipende dalla f di perdita.

- **errore quadratico medio (MSE):** penalità simmetrica, previsione ottima pari al valore atteso $MSE(x) \doteq \mathbb{E}[(X - x)^2] = \mathbb{E}[X^2] - 2x\mathbb{E}[X] + x^2$
- **deviazione assoluta:** penalità lineare, previsione ottima pari alla **mediana** o a un **quantile** $\mathbb{E}[|X - x|]$

Ottimizzazione sotto incertezza. L'obb non è prevedere, ma scegliere decisioni ottimali in presenza di fattori aleatori.

- **worst-case robust:** ottimizzazione sullo scenario peggiore, senza distribuzioni di probabilità
- **stocastica:** minimizzazione del valore atteso, con modellazione probabilistica esplicita

$$\min_{x \in S} \max_{\xi \in U} f(x, \xi)$$

$$\min_{x \in S} \mathbb{E}_{\xi} [f(x, \xi)]$$

ALBERI DECISIONALI

Rappresentazione temporale. Gli alberi decisionali descrivono in modo esplicito la **sequenza di decisioni e realizzazioni aleatorie**, con decisioni adattive nel tempo.

Struttura dei nodi.

- **nodi decisionali:** scelte tra alternative esclusive
- **nodi casuali:** esiti aleatori con probabilità associate

Procedura di soluzione. La valutazione avviene per backward induction: un nodo è valutabile dopo i successori.

EVPI & VSS

Valori ottimi. Descrivono diversi livelli di informazione e di modellazione dell'incertezza.

- **f***: ottimo stocastico here-and-now
- **fpi***: ottimo con info perfetta wait-and-see
- **fev***: ottimo deterministico a valori medi
- **feev:** costo atteso della soluzione EV

Misure del valore dell'info. Quantificano il beneficio di modellare o osservare l'incertezza.

- **EVPI:** beneficio teorico della chiaroveggenza
 - **VSS:** guadagno della soluzione stocastica
- $$f^* = \min_{x \in S} \mathbb{E}_{\xi} [f(x, \xi)] \quad f_{EEV} = \mathbb{E}_P [f(\bar{x}, \xi)]$$
- $$f_{PI}^* = \mathbb{E}_P \left[\min_{x \in S} f(x, \xi) \right] \quad f_{EV}^* = \min_{x \in S} f(x, \mathbb{E}_P[\xi])$$
- $$VSS = f_{EEV} - f^* \quad EVPI = f^* - f_{PI}^*$$

$$Q(x, \xi) = \min_y q(\xi)^T y$$

$$\text{s.t. } Wy = h(\xi) - T(\xi)x$$

$$y \geq 0.$$

MODELLO A DUE STADI

Idea. Le decisioni sono separate in here-and-now e wait-and-see, adattandosi tramite il ricorso. $Q(x) = \mathbb{E}_{\xi} [Q(x, \xi)]$

Fattibilità. Il 1 stadio è ammissibile solo se il 2 è fattibile per ogni scenario (complete relatively complete recourse).

Ambiente produttivo. I prodotti finali sono assemblati da componenti comuni dopo l'osservazione della domanda.

Struttura decisionale.

1. **here-and-now:** produzione
2. **wait-and-see:** assemblaggio

Modello. Problema stocastico a due stadi con valore di ricorso

$$\begin{aligned} \max & - \sum_{i \in [n_i]} C_i x_i + \sum_{s \in [n_s]} \pi^s \left(\sum_{j \in [n_j]} P_j y_j^s \right) \\ \text{s.t.} & \sum_{i \in [n_i]} T_{is} x_i \leq L_m, & m \in [n_m] \\ & y_j^s \leq d_j^s, & j \in [n_j], s \in [n_s] \\ & \sum_{j \in [n_j]} G_{ij} y_j^s \leq x_i, & i \in [n_i], s \in [n_s] \\ & x_i, y_j^s \in \mathbb{Z}_+, & i \in [n_i], j \in [n_j], s \in [n_s]. \end{aligned}$$

PLANT LOCATION MODEL

Idea. La scelta di apertura degli impianti è presa sotto incertezza, mentre i flussi di trasporto sono adattati dopo l'osservazione della domanda.

$$\begin{aligned} \min & \sum_{i \in \mathcal{P}} f_i y_i + \sum_{s \in S} \pi^s \left(\sum_{i \in \mathcal{P}} \sum_{j \in \mathcal{D}} c_{ij} x_{ij}^s + \sum_{j \in \mathcal{D}} \beta_j z_j^s \right) \\ \text{s.t.} & \sum_{i \in \mathcal{P}} x_{ij}^s + z_j^s = d_j^s \quad \forall j \in \mathcal{D}, \forall s \in S \\ & \sum_{j \in \mathcal{D}} x_{ij}^s \leq R_i y_i \quad \forall i \in \mathcal{P}, \forall s \in S \\ & x_{ij}^s \geq 0, z_j^s \geq 0, y_i \in \{0, 1\}. \end{aligned}$$

CAP 1 INTRODUZIONE ALLE DECISIONI IN CONDIZIONE DI INCERTEZZA

Le **decisioni** sotto **incertezza**, rendono insufficiente la previsione puntuale e richiedendo modelli.

Obiettivi

- distinguere **ottimizzazione robusta e stocastica**
- introdurre i principali **modelli decisionali**
- rappres decisioni adattive con **alberi decisionali**
- chiarire **multistadio vs multiperiodo**
- valutare **scenari, stabilità** in-sample e out-of-sample

NEWSVENDOR

Idea. Le quantità produttive sono decise progressivamente sotto incertezza e gli esiti finali generano costi di overage e underage.

$$\begin{aligned} \min & \sum_{n \in \mathcal{N}_2} \pi^n \sum_{i \in \mathcal{I}} (c_i^o o_i^n + c_i^u u_i^n) \\ \text{s.t.} & \sum_{i \in \mathcal{I}} x_i^0 \leq K_1 \\ & m_i \delta_i^0 \leq x_i^0 \leq K_1 \delta_i^0 \quad \forall i \in \mathcal{I} \\ & \sum_{i \in \mathcal{I}} x_i^n \leq K_2 \quad \forall n \in \mathcal{N}_1 \\ & m_i \delta_i^n \leq x_i^n \leq K_2 \delta_i^n \quad \forall i \in \mathcal{I}, \forall n \in \mathcal{N}_1 \\ & x_i^0 + x_i^{n(n)} = d_i^m + o_i^n - u_i^n \quad \forall i \in \mathcal{I}, \forall n \in \mathcal{N}_2 \\ & x_i^n \in \mathbb{Z}_+, \delta_i^n \in \{0, 1\} \quad \forall i \in \mathcal{I}, \forall n \in \{0\} \cup \mathcal{N}_1 \\ & u_i^n, o_i^n \geq 0 \quad \forall i \in \mathcal{I}, \forall n \in \mathcal{N}_2. \end{aligned}$$

UNIT COMMITMENT

Modello multiperiodale.

- decisioni di **attivazione** here-and-now
- **produzione** adattata alla domanda

$$\begin{aligned} \min & \sum_{i \in [I], t \in [T]} (E_i u_{it} + F_i s_{it}) + \sum_{\omega \in \Omega} \pi^{\omega} \sum_{i \in [I], t \in [T]} C_i (q_{it}^{\omega} - m_i u_{it}) \\ \text{s.t.} & \sum_{i \in [I]} q_{it}^{\omega} \geq d_t(\omega) \quad \forall t \in [T], \forall \omega \in \Omega \\ & m_i u_{it} \leq q_{it}^{\omega} \leq M_i u_{it} \quad \forall i \in [I], \forall t \in [T], \forall \omega \in \Omega \\ & s_{it} \geq u_{it} - u_{i,t-1} \quad \forall i \in [I], \forall t \in [T] \\ & u_{it} \leq a_i \quad \forall i \in [I], \forall t \in [T] \\ & u_{it} \in \mathbb{Z}_+, s_{it} \in \mathbb{Z}_+, q_{it}^{\omega} \geq 0 \quad \forall i \in [I], \forall t \in [T], \forall \omega \in \Omega. \end{aligned}$$

COMPLESSITÀ INTRINSECA: SCHEDULING

Problema di scheduling (min,max) su macchina singola. Sequenziamento di job su una macchina per controllare il max ritardo rispetto alle due date.

$$C_{\sigma(1)} = p_{\sigma(1)}, \\ C_{\sigma(k)} = C_{\sigma(k-1)} + p_{\sigma(k)}, \quad k = 2, \dots, n. \quad L_{\max} = \max_{j \in [n]} L_j \quad L_j = C_j - d_j.$$

Teorema (regola EDD – Earliest Due Date). Per il prob $1/rj/L_{\max}$ esiste una sol ottima in cui i job sono ordinati per due date crescenti.

$$d_{\sigma(k)} \leq d_{\sigma(k+1)}$$

- ▶ algo polinomiale
- ▶ prob computazionalmente trattabile

Realise Time. L'introduzione dei tempi di rilascio ($1/rj/L_{\max}$) vincola l'avvio dei job e rende non più ottima la regola EDD, aumentando la compl intrinseca del prob.

Non esistono algo di compl polinomiale che lo risolvono, solo **branch-and-bound**.

TEORIA DELLA NP-COMPLETEZZA

Esiste una vasta classe di prob di ottimizzazione per cui non sono noti algo polinomiali.

Idea centrale. La **teoria della NP-completezza** mostra che molti di questi prob sono equivalenti dal punto di vista computazionale.

- ▶ se uno solo ammettesse un algo pol tutti i prob della classe lo ammetterebbero

Conseguenza fondamentale. Decenni di ricerca senza successo suggeriscono che

- tali algo probabilmente non esistono
- la difficoltà è intrinseca, non dovuta a modelli

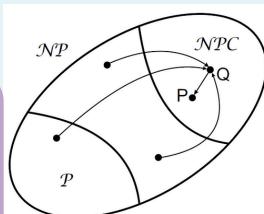
CLASSI P – NP

Classe P. Prob di decisione per cui esiste un algo di compl polinomiale: il numero di passi è limitato superiormente da una funzione polinomiale.

L'algo

- trova una soluzione
- ne verifica la correttezza

Classe NP. Prob di decisione le cui istanze che hanno risposta positiva sono verificabili in tempo polinomiale. Esiste un certificato polinomiale su un **calcolatore non deterministico**.



CAP 2 ELEMENTI DI COMPLESSITÀ COMPUTAZIONALE

Classificazione dei prob di ottimizzazione in base alla **difficoltà intrinseca del prob**, indipendentemente dall'algo.

Obiettivi principali

- distinguere **complessità** del prob vs algo
- introdurre **prob di decisione vs ottimizzazione**
- definire le classi **P, NP, NPH, NPC**

RIDUZIONE POLINOMIALE

Un prob P è **riducibile** a Q se ogni istanza di P può essere trasformata in tempo polinomiale in un'istanza di Q con la stessa risposta.

- se P è difficile e $P \leq Q$ ⇒ Q non può essere facile
- la compl di P non è maggiore della compl di trasformare P in Q e poi risolvere Q

$$\text{compl}(P) \leq \text{compl}(Q) + \text{compl}(P \rightarrow Q)$$

PROBLEMI DI DECISIONE VS OTTIMIZZAZIONE

- **prob di decisione (PD):** risposta binaria (si / no)
- **prob di ottimizzazione (PO):** ricerca migliore sol rispetto a una f obiettivo $\min_{x \in S} f(x)$

Legame tra PO e PD. Dato un PO, si definisce un PD scegliendo un valore k e chiedendo se esiste x in S tc $f(x) < k$.

PD → PO. Se si ha a disposizione un algo efficiente per PO, è possibile risolvere in modo efficiente PD

- ▶ se PD è difficile ⇒ PO non può essere facile
- ▶ per dimostrare che un prob di ottimizzazione è difficile, è sufficiente dimostrare che è difficile il corrispondente prob di decisione

SCHEDULING CON RELEASE TIMES

La versione decisionale del prob di scheduling $1/rj/L_{\max}$ è **NP-completa**.

- mostra che l'intrattabilità nasce con l'introduzione dei tempi di rilascio
- PO è NP-difficile

CLASSI NPH – NPC

Classe NPH. Prob P tc ogni prob in NP è riduc a P .

▶ $PO + PD$

Classe NPC. Prob P tc

- P è in NP e P è NPH

▶ problemi più difficili in NP, tutti equivalenti

▶ per dimostrare che un PD P è NPC, occorre dimostrare che P è in NP e un prob NP-completo Q può essere ridotto in tempo polinomiale a P

Teorema di Cook. Il prob della soddisfacibilità booleana è NP-completo.

$$(A \text{ or } B) \text{ and } (\text{not}(A) \text{ or } C)$$

IMPATTO CODIFICA (KNAPSACK)

Idea chiave. La compl dipende dalla codifica dell'input, non solo dal prob.

- B è **codificato in binario** ⇒ input di dimensione $\log B$
- $O(nB)$ è **esponenziale** nella dimensione dell'input

Pseudo-Polinomiale. L'algo, rispetto alla codifica binaria, ha compl esponenziale. Se si utilizzasse un **computer con una codifica unaria**, l'algo avrebbe compl polinomiale.

LIMITI ED EVOLUZIONE DEI SISTEMI MRP

Limiti degli approcci classici. I modelli tradizionali risultano inadeguati

- in ambienti non make-to-stock (make-to-order, assemble-to-order)
- presenza di vincoli di capacità produttiva
- distinte base multilivello

Effetto di amplificazione della variabilità. La propagazione dei fabbisogni lungo la distinta base può generare una forte amplificazione della variabilità, anche con domanda finale regolare.

Evoluzione dei modelli MRP. I sis MRP (Material Requirements Planning) nascono come risposta operativa al prob del lot-sizing multilivello

- ➡ assunzione di capacità infinita
- ➡ utilizzo di lead time fissati a priori

Evoluzione verso MRPII ed ERP.

- **MRPII (Manufacturing):** introduce la verifica dei vincoli di capacità
- **RCCP (Rough Cut Capacity):** verifica aggregata e approssimata della capacità
- **CRP (Capacity Requirement):** verifica dettagliata capacità sulle singole risorse
- **ERP (Enterprise Resource):** integrazione pianific con f commerciali e finanziarie

LOGICA MRP

Assunzione di capacità infinita. Il vincolo di capacità non è modellato ed è surrogato da lead time fissati a priori.

Lead time offsetting. Gli ordini pianificati sono anticipati nel tempo rispetto ai fabbisogni.

Record MRP. Per ogni codice e periodo

- fabbisogni lordi
- magazzino disponibile (on-hand)
- ordini emessi (on-order)
- fabbisogni netti
- ordini pianificati

➡ la domanda dei prodotti finiti è definita dal

MPS (Master Production Schedule)

➡ l'MRP procede ricorsivamente lungo la distinta base

Ordini pianificati. Non sono esecutivi; al rilascio diventano ordini operativi e allocano giacenze.

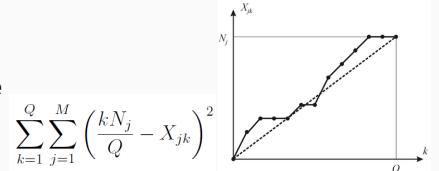
Lot-sizing. Regola base lot-for-lot: produci esattamente ciò di cui hai bisogno.

APPROCCIO JUST-IN-TIME

Definizione e obiettivo. Il Just-In-Time (JIT) mira a ridurre la variabilità alla fonte tramite produzione livellata (**production smoothing**), lotti piccoli e frequenti e **riduzione dei tempi di setup**, con l'obiettivo di contenere WIP e lead time.

Logiche di controllo.

- **push:** rilascio ordini da previsione
- **pull:** produzione attivata da domanda reale
- **kanban:** controllo pull locale a segnali
- **CONWIP:** controllo pull con WIP globale



Goal chasing. Il Toyota Goal Chasing seleziona la sequenza produttiva che rende regolare il consumo dei componenti, minimizzando la distanza tra consumo ideale e consumo effettivo lungo il ciclo.

Rotazione ciclica dei prodotti. I prodotti si alternano su una linea con periodo di rotazione.

$$p_i T_i = d_i T_c \Rightarrow T_i = \frac{d_i}{p_i} T_c$$

Il limite inferiore dipende dai tempi di setup e dal rapporto tra tassi di domanda e produzione, evidenziando un legame con i fenomeni di congestione.

$$T_c \geq \sum_{i=1}^N s_i + \sum_{i=1}^N T_i$$

$$T_c \geq \frac{\sum_{i=1}^N s_i}{1 - \sum_{i=1}^N \frac{d_i}{p_i}}$$

CAP 4

SISTEMI MRP – ERP – APPROCCIO JIT

Classificazione dei sis di pianif e controllo della produz multilivello e con variabilità.

Obiettivi principali

- distinguere logiche push e pull
- chiarire il ruolo di variabilità, WIP e lead time
- pianificazione MRP a capacità infinita
- approccio Just-In-Time (Toyota)

Idea chiave. Le prestazioni del sis produttivo dipendono dalla **variabilità** (propagata o controllata).

NERVOSISMO

Nervosismo. Piccole variazioni nel MPS producono grandi variazioni negli ordini pianificati dovute a

- **lot-sizing** a quantità variabile
- **effetto di bordo:** instabilità da rolling horizon

Effetti. Instabilità del piano e ordini urgenti.

Mitigazione.

- **time fencing:** congelamento temporale MPS
- **firm planned orders:** ordini non modificabili

LEGGE DI LITTLE

Prestazioni di shop floor. La **Factory Physics** descrive le prestazioni tramite throughput, flow time e WIP.

Legge di Little. Esprime il legame strutturale tra queste grandezze. $WIP = \text{throughput} \times \text{flow time}$ $L = \lambda(W_q + t_s)$

Modello a singola macchina e variabilità. In una singola macchina, l'attesa in coda cresce con l'utilizzazione e con la variabilità dei tempi di interarrivo e servizio. $u = \lambda/\mu$

$$W_q \approx \left(\frac{C_a^2 + C_s^2}{2} \right) \left(\frac{u}{1-u} \right) t_s$$

Buffering law. In presenza di variabilità, il sistema deve introdurre buffer sotto forma di WIP, capacità o tempo o lead time.

MPS e CRP

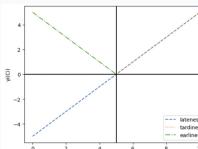
MPS. Il MPS è l'input primario dell'MRP, basato su ordini cliente e **forecasting**; può essere validato tramite RCCP e strutturato a due livelli in contesti ATO.

CRP. Il CRP verifica a posteriori la capacità; la correzione manuale è complessa e può generare lead time gonfiati e WIP, innescando un circolo vizioso.

MISURE DI PRESTAZIONE

Funzioni di penalità.

- **tempo di completamento** (C_i): istante di fine dell'ultima operazione del job
- **flow time** (F_i): $C_i - r_i$, tempo totale trascorso nel sistema
- **lateness** (L_i): $C_i - d_i$, anticipo o ritardo rispetto alla due date
- **tardiness** (T_i): $\max(C_i - d_i, 0)$, penalizza solo i ritardi
- **earliness** (E_i): $\max(d_i - C_i, 0)$, penalizza solo gli anticipi
- **indicatore di ritardo** (U_i): vale 1 se $C_i > d_i$, 0 altrimenti



Misure aggregate. Flow time totale, flow time totale pesato, massima lateness, tardiness totale pesata, makespan (massimo dei C_i), numero di job in ritardo.

Soluzioni equivalenti. Una sol ottima rispetto a una misura è ottima anche per un'altra; es lateness totale e flow time totale differiscono solo per una costante.

Misure regolari. F non decrescenti dei tempi di completamento C_i .

Misure non regolari. F non monotone in C_i , con penalità di earliness e tardiness.

- **schedul semiattiva:** ogni op è eseguita il più presto possibile
- **schedul attiva:** non esiste op anticipabile senza ritardarne un'altra

Notazione di Graham (alpha | beta | gamma). Layout delle macchine, vincoli aggiuntivi, misura di prestazione.

ALGORITMI DI SOL NELLO SCHEDULING

Algoritmi polinomiali (casi speciali).

- **EDD:** ordinamento per due date crescenti; risolve $1\backslash\backslash L_{\max}$
- **WSPT:** ordinamento per w_i/p_i decrescente; risolve $1\backslash\backslash w_i/C_i$
- **Johnson:** per $F_2\backslash C_{\max}$; la sol ottima usa la stessa sequenza sulle 2 macchine

Regola ATC (Apparent Tardiness Cost). Assegna priorità combinando **peso del job**, durata dell'operazione e urgenza rispetto alla due date.

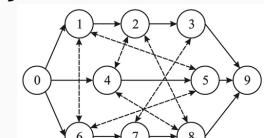
- se il **job è in tempo** la priorità cresce esponenzialmente
- se è in **ritardo** si riduce alla regola WSPT $\frac{w_i}{p_{ij}} \exp\left(-\left[\frac{d_i - t - p_{ij} - \sum_{q=j+1}^{m_i} (W_{iq} + p_{iq})}{k\bar{p}}\right]^+\right)$

Lookahead + ricerca locale.

- **beam search:** riduce la **miopia** delle regole di priorità
- **criticità:** evitare minimi locali (tabu, genetici), esplorare grandi vicini (LNS), evitare cicli

Grafi disgiuntivi.

- **nodi:** operazioni + dummy iniziale/finale
- **archi congiuntivi:** precedenze tecnologiche del job
- **archi disgiuntivi:** capacità macchina (clique per macchina), da orientare
- **cammino critico:** lunghezza massima start→end = makespan



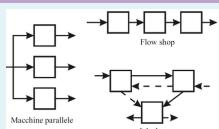
MACHINE SCHEDULING

Problemi di scheduling. Assegnazione di risorse a job nel tempo, rispettando **vincoli** tecnologici, di capacità, precedenze, **tempi** di processo, due date.

Soluzioni e diagrammi di Gantt. Una sol è definita dalle sequenze di lavorazione sulle macchine ed è visualizzata tramite diagrammi di Gantt, che rappresentano graficamente l'allocazione temporale dei job.

Tipi di flusso.

- **macchina singola:** una sola risorsa
- **macchine parallele:** identiche, correlate o scorrelate
- **flow shop:** stesso ordine di macchine
- **job shop:** cicli di lavorazione diversi
- **open shop:** nessun ordine prefissato



CAP 5 SCHEDULAZIONE IN PRODUZ-SERVIZI

Schedulazione di job su risorse nel tempo, con vincoli tecnologici e di capacità.

Obiettivi principali

- **misure di prestazione:** f sui tempi di completamento, aggregate min-sum o min-max
- **classificazione dei prob:** notazione di Graham
- **compl computaz:** distinzione tra casi polinomiali (EDD, WSPT, Johnson) e prob NPH
- **strategie di soluzione:** uso euristiche e shifting bottleneck per decomporre sis complessi

MODELLO MILP J//Cmax

Nel modello MILP per $J//C_{\max}$ solo perturbazioni degli archi disgiuntivi sul cammino critico sono utili, poiché evitano la creazione di cicli.

$$\begin{aligned} \min \quad & C_N \\ \text{s.t.} \quad & C_j \geq C_i + p_j, & \forall (i, j) \in P, \\ & C_j \geq C_i + p_j - M(1 - x_{ij}), & \forall (i, j) \in D, \\ & C_i \geq C_j + p_i - Mx_{ij}, & \forall (i, j) \in D, \\ & x_{ij} \in \{0, 1\}, & \forall (i, j) \in D, \\ & C_i \geq p_i, & \forall i \in N. \end{aligned}$$

PROCEDURA SHIFTING BOTTLENECK

Idea. Affrontare il problema $J//C_{\max}$ **decomponendolo** in una sequenza di sottoproblemi su singola macchina, sfruttando il grafo disgiuntivo.

Approssimazione del makespan. Ottenuta tramite teste e code delle operazioni lungo il cammino critico, che stimano i tempi di rilascio e le scadenze locali.

Riduzione. Ogni macchina induce un problema $1/r_i/L_{\max}$, risolto in modo efficiente.

Identificazione del collo di bottiglia. La macchina con L_{\max} peggiore; la sua sequenza viene fissata e il processo iterato sulle restanti macchine.

PROBLEMI A ORIZZONTE INFINITO

Problema DP scontato. Il problema è formulato come ottimizzazione del valore atteso della somma infinita dei contributi, pesati da un fattore di sconto oppure, in alternativa, tramite il **contributo medio per stadio**.

$$\text{opt}_{\mu \in \mathcal{M}} \mathbb{E}_0 \left[\sum_{t=0}^{T-1} \gamma^t f_t(s_t, \mu_t(s_t)) + \gamma^T F_T(s_T) \right] \quad \text{opt} \lim_{T \rightarrow \infty} \mathbb{E}_0 \left[\frac{1}{T} \sum_{t=0}^{T-1} f(s_t, x_t) \right]$$

Politica decisionale. Una politica chiusa e non anticipativa associa a ogni stato una decisione ammissibile → sequenza di funzioni nel tempo. $x_t = \mu_t(s_t) \in X(s_t)$

- **politiche stazionarie** nei problemi a orizzonte infinito
- **politiche randomizzate** per vincoli probabilistici $\mathbb{P}\{s_t \in G\} \geq 1 - \alpha$

Modelli alternativi. Con domanda incerta si distinguono

- **vendite perse:** domanda non soddisfatta eliminata, penalità per unità persa
- **backlog:** domanda accumulata, con inventario **B** e arretrati **B** penalizzati

$$O_{t+1} = \max\{0, O_t - B_t + x_t - d_{t+1}\}, \quad B_{t+1} = \max\{0, -O_t + B_t - x_t + d_{t+1}\}$$

PRINCIPIO DP

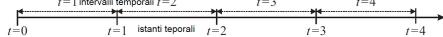
Dinamica del sistema. L'evoluzione del sis è descritta da una legge di transizione di stato che lega stato corrente, decisione e fattori esogeni. $s_{t+1} = g_{t+1}(s_t, x_t, \xi_{t+1})$

Variabili di stato.

- **fisiche:** influenzate dalle decisioni
- **informative:** non influenzate dalle decisioni
- **di credenza:** non oggettive

Politica non anticipativa. Decisioni dipendono dall'info disponibile fino all'istante corrente.

Scopo. Ottimizzare una f obiettivo additiva nel tempo.



ORIZZONTE FINITO SCONTATO

Funzione obiettivo. È il valore atteso della somma dei contributi nel tempo.

$$\text{opt} \mathbb{E}_0 \left[\sum_{t=0}^{T-1} \gamma^t f_t(s_t, x_t) + \gamma^T F_T(s_T) \right]$$

- **contributo immediato:** costo o ricavo associato alla decisione nello stato corrente, eventualmente stocastico $f_t(s_t, x_t) = \mathbb{E}_t [h_t(s_t, x_t, \xi_{t+1})]$
- **contributo terminale:** valore assegnato allo stato finale

Fattore di sconto. Il parametro $\gamma \in (0,1)$ pesa i contributi futuri e riflette la preferenza temporale, pur non essendo essenziale in orizzonte finito.

PROBLEMA DEL CAMMINO MINIMO

Rete diretta aciclica. Il prob è formulato su una rete diretta senza cicli, in cui ogni **nodo** rappresenta uno **stato** del sistema e ogni **arco** una possibile transizione con costo associato.

Approccio greedy. Una scelta locale basata sul **costo minimo immediato** non è in generale ottimale

► per migliorare la decisione: misura della qualità dello stato successivo

Cammino minimo. Il cammino ottimo gode di una proprietà di annidamento: ogni sottocammino di un cammino minimo è a sua volta ottimo.

Ricorsione di Bellman. Il valore di ciascun nodo è definito come **minimo del costo dell'arco più il valore del nodo successore**.

- risoluzione tramite ordinamento topologico
- definizione della **value function** su tutti gli stati

$$\min_{j \in S_i} (c_{ij} + V_j)$$

$$V_i = \min_{j \in S_i} (c_{ij} + V_j)$$

EQUAZIONE DI BELLMAN

Regola miopica. Una decisione rapida consiste nel risolvere, nello stato corrente, un problema a singolo stadio che ottimizza solo il contributo immediato, trascurando gli effetti futuri.

Idea centrale. La DP introduce una value function che consente di bilanciare obiettivi di breve e lungo periodo e di ottenere la prestazione ottima.

Equazione di Bellman. Il valore dello stato è definito come ottimo del contributo immediato più il valore atteso dello stato successivo, parametrizzando il problema sullo stato.

$$V_t(s_t) = \text{opt}_{x_t \in X(s_t)} \left\{ f_t(s_t, x_t) + \gamma \mathbb{E}[V_{t+1}(g_{t+1}(s_t, x_t, \xi_{t+1})) \mid s_t, x_t] \right\}$$

Teorema di ottimalità. Ogni sottoproblema generato lungo una traiettoria ottima ammette come soluzione la restrizione della politica ottima originale.

DP STOCASTICA PER ORIZZONTI FINITI

Risoluzione all'indietro. L'equazione di Bellman definisce un problema statico ma non miopico, risolto **procedendo backward dalla condizione terminale** e **costruendo ricorsivamente la value function** per ogni istante.

Uso delle funzioni valore. La conoscenza di $V_t()$ guida le decisioni ottime.

- **caso deterministico:** sequenza di decisioni ottime e aggiornamento dello stato
- **caso stocastico:** simulazione Monte Carlo delle traiettorie

Orizzonte infinito. La DP scontata conduce a un'equazione funzionale in cui la value function è definita come **punto fisso** di un operatore. $V(s) = \text{opt}_{x \in X(s)} \left\{ f(s, x) + \gamma \mathbb{E}[V(g(s, x, \xi))] \right\}$

$$V_{T-1}(s_{T-1}) = \text{opt}_{x_{T-1} \in X(s_{T-1})} \left\{ f_{T-1}(s_{T-1}, x_{T-1}) + \gamma \mathbb{E}[V_T(g_T(s_{T-1}, x_{T-1}, \xi_T)) \mid s_{T-1}, x_{T-1}] \right\}$$