

# Indice

<b>Complementi . . . . .</b>	<b>3</b>
Spazi vettoriali . . . . .	3
Matrici . . . . .	4
Algebra lineare . . . . .	10
 <b>Programmazione lineare . . . . .</b>	 <b>15</b>
Modello di programmazione matematica . . . . .	15
Modello di programmazione lineare . . . . .	16
Metodo del simplesso . . . . .	18
Teoria della dualit� . . . . .	25
 <b>Programmazione lineare intera . . . . .</b>	 <b>33</b>
Modello di programmazione lineare intera . . . . .	33
Adattamento al modello di programmazione binaria . . . . .	34
Metodo Branch-and-Bound per la programmazione binaria . . . . .	37
 <b>Programmazione nonlineare . . . . .</b>	 <b>41</b>
Modello di programmazione nonlineare . . . . .	41
Ottimizzazione non vincolata in una sola variabile . . . . .	43
Ottimizzazione non vincolata in pi� variabili . . . . .	44



# Capitolo 1

## Complementi

### 1.1 Spazi vettoriali

Sia  $V$  un insieme di elementi dello stesso tipo. Siano poi definite su questo insieme (almeno) due operazioni: una **somma di vettori componente per componente** ed un **prodotto fra un vettore ed uno scalare**. La prima associa a ciascuna coppia di elementi  $(\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2)$  uno ed un solo elemento di  $V$ , indicato con  $\mathbf{v}_1 + \mathbf{v}_2$ , mentre la seconda associa ad ogni numero reale  $\alpha$  ed ad ogni elemento  $\mathbf{v} \in V$  uno ed un solo elemento di  $V$ , indicato con  $\alpha \cdot \mathbf{v}$  o semplicemente con  $\alpha\mathbf{v}$ . Si supponga che l'insieme  $V$  possieda tutte le seguenti proprietà:

1.  $\mathbf{v}_1 + \mathbf{v}_2 = \mathbf{v}_2 + \mathbf{v}_1 \quad \forall \mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2 \in V$
2.  $(\mathbf{v}_1 + \mathbf{v}_2) + \mathbf{v}_3 = \mathbf{v}_1 + (\mathbf{v}_2 + \mathbf{v}_3) \quad \forall \mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \mathbf{v}_3 \in V$
3.  $\exists 0 \in V \text{ t.c. } \mathbf{v} + 0 = \mathbf{v} \quad \forall \mathbf{v} \in V$
4.  $\forall \mathbf{v} \in V \exists -\mathbf{v} \text{ t.c. } \mathbf{v} + (-\mathbf{v}) = 0$
5.  $(\alpha\beta)\mathbf{v} = \alpha(\beta\mathbf{v}) \quad \forall \mathbf{v} \in V \wedge \forall \alpha, \beta \in \mathbb{R}$
6.  $\alpha(\mathbf{v}_1 + \mathbf{v}_2) = \alpha\mathbf{v}_1 + \alpha\mathbf{v}_2 \quad \forall \mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2 \in V \wedge \forall \alpha \in \mathbb{R}$
7.  $(\alpha + \beta)\mathbf{v} = \alpha\mathbf{v} + \beta\mathbf{v} \quad \forall \mathbf{v} \in V \wedge \forall \alpha, \beta \in \mathbb{R}$
8.  $1 \cdot \mathbf{v} = \mathbf{v} \quad \forall \mathbf{v} \in V$

Se questo é vero,  $V$  é allora detto **spazio vettoriale** ed i suoi elementi prendono il nome di **vettori**. Dalle proprietà sopra citate é possibile immediatamente dedurne altre, fra le quali:

- $\mathbf{v}_1 + \mathbf{v}_2 = \mathbf{v}_2 + \mathbf{v}_3 \Rightarrow \mathbf{v}_1 = \mathbf{v}_3$
- $\exists! \mathbf{x} = \mathbf{v}_2 + (-\mathbf{v}_1) \text{ t.c. } \mathbf{v}_1 + \mathbf{x} = \mathbf{v}_2$
- $0\mathbf{v} = 0 \quad \forall \mathbf{v} \in V$
- $\alpha 0 = 0 \quad \forall \alpha \in \mathbb{R}$
- $(-1)\mathbf{v} = -\mathbf{v} \quad \forall \mathbf{v} \in V$

Uno spazio vettoriale può essere contenuto in uno spazio vettoriale più ampio: si parla in questo caso di **sottospazio vettoriale**. Dato  $V$  uno spazio vettoriale e  $S$  un sottoinsieme non vuoto di  $V$  ( $S \subseteq V$ ), si ha che  $S$  é un sottospazio vettoriale di  $V$  se valgono (almeno) le seguenti due proprietà:

$$\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2 \in S \Rightarrow (\mathbf{v}_1 + \mathbf{v}_2) \in S \qquad \mathbf{v} \in S \Rightarrow (\alpha\mathbf{v}) \in S \quad \forall \alpha \in \mathbb{R}$$

Ogni spazio vettoriale  $V$  ha sempre almeno due sottospazi vettoriali: sé stesso e 0. Il primo é detto **sottospazio improprio**, il secondo **sottospazio banale**.

Sia  $V$  uno spazio vettoriale qualsiasi e siano  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$  dei vettori di  $V$ . Siano poi  $a_1, a_2, \dots, a_n$  dei coefficienti reali non necessariamente distinti. É detta **combinazione lineare** dei vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$  ogni somma del tipo:

$$\sum_{i=1}^n a_i \mathbf{v}_i = a_1 \mathbf{v}_1 + a_2 \mathbf{v}_2 + \dots + a_n \mathbf{v}_n$$

L'insieme di tutte le (infinite) combinazioni lineari dei vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$  di  $V$  é un sottospazio vettoriale di  $V$ . In particolare, questo sottospazio vettoriale viene detto **sottospazio di V generato da  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$** , indicato con  $[\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n]$  oppure con  $\text{span}\{\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n\}$ .

Un insieme di vettori di uno spazio vettoriale sono **linearmente dipendenti** se esiste una loro combinazione lineare nulla che abbia almeno un coefficiente non nullo. Un insieme di vettori di uno spazio vettoriale sono **linearmente indipendenti** se non sono linearmente dipendenti, ovvero se ogni loro combinazione lineare nulla ha per coefficienti solo valori nulli. Legate alle combinazioni lineari e alla dipendenza ed indipendenza lineare sono le seguenti proprietà degli spazi vettoriali:

- Se un vettore  $\mathbf{v} \in V$  si può esprimere come una combinazione lineare dei vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n \in V$ , allora i vettori  $\mathbf{v}, \mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$  sono linearmente dipendenti. Allo stesso modo, se i vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n \in V$  sono linearmente dipendenti, allora almeno uno di essi può essere espresso come una combinazione lineare dei rimanenti;
- Se un insieme di vettori contiene (almeno) un vettore nullo o (almeno) una coppia di vettori uguali, allora quei vettori sono linearmente dipendenti;
- Un vettore  $\mathbf{v} \in V$  non nullo preso singolarmente é sempre linearmente indipendente. Questo perché se  $\mathbf{v} \neq 0$ , allora si ha  $\alpha\mathbf{v} = 0$ , con il coefficiente  $\alpha$  non nullo;
- Sia  $S_1$  un insieme di  $n$  vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n \in V$  linearmente dipendenti. Sia  $S_2$  l'insieme di  $m$  vettori costruito aggiungendo ad  $S_1$  i vettori  $\mathbf{v}_{n+1}, \mathbf{v}_{n+2}, \dots, \mathbf{v}_m \in V$ , questi non necessariamente linearmente dipendenti. A prescindere da quali siano i vettori  $\mathbf{v}_{n+1}, \mathbf{v}_{n+2}, \dots, \mathbf{v}_m$ , i vettori in  $S_2$  sono linearmente dipendenti;

- Sia  $S_1$  un insieme di  $n$  vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n \in V$  linearmente indipendenti. Sia  $S_2$  l'insieme non vuoto costruito rimuovendo da  $S_1$  un numero qualsiasi (anche nessuno) di vettori. I vettori in  $S_2$  sono linearmente indipendenti;
- Se i vettori  $\mathbf{w}, \mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n \in V$  sono linearmente dipendenti ma  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$  sono linearmente indipendenti, allora  $\mathbf{w}$  é una combinazione lineare di  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$ .

Uno spazio vettoriale  $V$  ha **dimensione finita** se esiste (almeno) un insieme di vettori  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n \in V$  che **generano** tutto  $V$ , cioè tali per cui ogni elemento di  $V$  può essere espresso come combinazione lineare di  $\mathbf{v}_1, \mathbf{v}_2, \dots, \mathbf{v}_n$ . Se uno spazio vettoriale non ha dimensione finita, si dice allora che ha **dimensione infinita**.

Un insieme di vettori linearmente indipendenti che generano uno spazio vettoriale é detto **base** dello spazio vettoriale. Allo stesso modo, ogni vettore di uno spazio vettoriale può essere espresso come combinazione lineare degli elementi di una sua qualsiasi base. Valgono le seguenti proprietà:

- Se uno spazio vettoriale non vuoto ha dimensione finita, allora ha sicuramente almeno una base;
- Se  $\mathbf{v}$  é un vettore di uno spazio vettoriale espresso come combinazione lineare di una sua base, i coefficienti di questa combinazione lineare sono univoci. Questi prendono il nome di **coordinate** o **componenti**;
- Il numero di elementi di ogni base di ogni spazio vettoriale  $V$  é sempre lo stesso. Questa quantità viene chiamata **dimensione** di  $V$  e viene indicata con  $\dim(V)$ ;
- Un sottospazio vettoriale di  $V$  ha sempre dimensione minore o uguale a  $V$ . In particolare, se un sottospazio vettoriale di  $V$  ha la stessa dimensione di  $V$ , allora quel sottospazio é  $V$  stesso;
- Una qualsiasi base di un sottospazio  $V$  contiene il massimo numero di vettori linearmente indipendenti che é possibile avere in  $V$ . Viceversa, se un qualsiasi insieme di vettori di  $V$  linearmente indipendenti é formato da tanti elementi quanti  $\dim(V)$ , allora quell'insieme é una base per  $V$ .

Fra le basi di uno spazio vettoriale figura per importanza la **base canonica**, ovvero la base "piú semplice possibile" per quello spazio vettoriale. La definizione di base canonica differisce per ciascuno spazio vettoriale.

## 1.2 Matrici

Una **matrice** é un oggetto matematico bidimensionale, rappresentato nelle seguenti forme:

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{m1} & a_{m2} & \cdots & a_{mn} \end{pmatrix} \quad A = (a_{ij}) \quad i = 1, \dots, m \wedge j = 1, \dots, n$$

I numeri reali  $a_{ij}$  sono detti **elementi della matrice**, mentre i numeri interi  $i$  e  $j$  sono detti **indici**. I numeri  $a_{i1}, a_{i2}, \dots, a_{in}$  formano una **riga** di una matrice, mentre i numeri  $a_{1j}, a_{2j}, \dots, a_{mj}$  formano una **colonna** di una matrice. Il numero di righe e di colonne di una matrice é detto **ordine**, e si indica con  $m \times n$ . Due matrici  $A = (a_{ij})$  e  $B = (b_{ij})$  si dicono **uguali** se hanno lo stesso ordine e se  $(a_{ij}) = (b_{ij}) \forall i, j$ .

$$\begin{pmatrix} 3 & -1 & 0 & \pi \\ -\frac{3}{4} & 5 & \frac{2}{5} & 0 \\ 5 & -2 & 9 & \frac{1}{2} \end{pmatrix}$$

Una matrice che abbia  $m = n$  é detta **matrice quadrata di ordine  $n$**  (o di ordine  $m$ ). Gli elementi  $a_{11}, a_{22}, \dots, a_{nn}$  di una matrice quadrata sono detti **elementi diagonali** e costituiscono la **diagonale** della matrice.

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{n1} & a_{n2} & \cdots & a_{nn} \end{pmatrix} \quad A = (a_{ij}) \quad i = 1, \dots, n \wedge j = 1, \dots, n$$

Una matrice é detta **matrice diagonale** se  $(a_{ij}) = 0$  per  $i \neq j$ , ovvero se tutti gli elementi non diagonali sono nulli (gli elementi diagonali possono anche non essere nulli). Una matrice diagonale particolare é la cosiddetta **matrice identità**, indicata anche con  $I_n$ , che ha la diagonale costituita da tutti e soli 1.

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & a_{22} & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & a_{nn} \end{pmatrix}$$

$$I = \begin{pmatrix} 1 & 0 & \cdots & \cdots & 0 \\ 0 & 1 & \cdots & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

Una matrice i cui elementi sono tutti elementi nulli é detta **matrice nulla** e si indica con  $A = (0)$  oppure  $A = (0_{ij})$ .

$$A = \begin{pmatrix} 0 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 0 & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & 0 \end{pmatrix}$$

Data una matrice  $A$ , é detta **trasposta** di  $A$  la matrice  $A^t$  le cui colonne sono ordinatamente le righe di  $A$ .

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 2 \\ \pi & 1 & 3 \\ 3 & -4 & -2 \end{pmatrix}$$

$$A^t = \begin{pmatrix} 1 & \pi & 3 \\ 0 & 1 & -4 \\ -2 & 3 & -2 \end{pmatrix}$$

Una matrice formata da una sola riga e da un certo numero  $n$  di colonne (in altre parole, di ordine  $1 \times n$ ) é anche detta **matrice riga**, mentre una matrice formata da una sola colonna e da un certo numero di righe (ordine  $n \times 1$ ) é detta **matrice colonna**.

$$A = (a_{11} \ a_{12} \ \cdots \ a_{1n})$$

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} \\ a_{21} \\ \vdots \\ a_{m1} \end{pmatrix}$$

Una matrice  $A$  é detta **matrice a scala** se in ogni riga il numero di zeri dopo il primo elemento diverso da zero aumenta di riga in riga, fino ad avere eventualmente solo righe nulle (il primo elemento della prima riga può essere nullo). I primi elementi non nulli di ciascuna riga sono detti **pivot**.

$$A = \begin{pmatrix} 0 & 4 & 1 & 5 & 2 \\ 0 & 0 & 6 & 1 & 9 \\ 0 & 0 & 0 & 4 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 3 \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} 2 & 1 & 3 \\ 0 & 4 & 2 \\ 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$C = \begin{pmatrix} 1 & 3 & 5 & 0 \\ 0 & 9 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & -4 & 2 \end{pmatrix}$$

Sulle matrici é possibile applicare operazioni algebriche. La **somma di matrici** genera, prese due matrici  $A$  e  $B$ , una **matrice somma**  $A + B$  i cui elementi sono ottenuti sommando algebricamente gli elementi corrispondenti delle matrici  $A$  e  $B$ . La somma di matrici é esprimibile come  $A + B = (a_{ij} + b_{ij})$ .

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & \cdots & a_{1n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{m1} & \cdots & a_{mn} \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} b_{11} & \cdots & b_{1n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ b_{m1} & \cdots & b_{mn} \end{pmatrix}$$

$$A + B = \begin{pmatrix} a_{11} + b_{11} & \cdots & a_{1n} + b_{1n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{m1} + b_{m1} & \cdots & a_{mn} + b_{mn} \end{pmatrix}$$

La somma tra due matrici é possibile solo se queste hanno lo stesso ordine. Si dice in questo caso che le due matrici sono **conformi per la somma**.

$$A = \begin{pmatrix} 3 & 4 & 1 \\ 2 & 5 & 0 \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} -1 & 2 & 3 \\ 6 & 7 & -2 \end{pmatrix}$$

$$A + B = \begin{pmatrix} 2 & 6 & 14 \\ 8 & 12 & -2 \end{pmatrix}$$

Data una matrice  $A$ , é detta **matrice opposta** di  $A$  la matrice  $-A$  tale per cui  $A + (-A) = (0_{ij})$

$$A = \begin{pmatrix} 4 & -1 & 2 \\ 5 & 6 & 0 \end{pmatrix}$$

$$-A = \begin{pmatrix} -4 & 1 & -2 \\ -5 & -6 & 0 \end{pmatrix}$$

$$A + (-A) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

Il **prodotto di una matrice per uno scalare** genera, presi un numero reale  $k$  e una matrice  $A$ , la matrice  $kA$  ottenuta moltiplicando tutti gli elementi di  $A$  per il numero  $k$ . Possiamo scrivere il prodotto di una matrice per uno scalare come  $kA = k(a_{ij})$ .

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{m1} & a_{m2} & \cdots & a_{mn} \end{pmatrix}$$

$$kA = \begin{pmatrix} ka_{11} & ka_{12} & \cdots & ka_{1n} \\ ka_{21} & ka_{22} & \cdots & ka_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ ka_{m1} & ka_{m2} & \cdots & ka_{mn} \end{pmatrix}$$

$$k = 2A = \begin{pmatrix} -2 & 3 & 1 \\ 4 & 5 & 6 \\ -3 & 1 & -4 \end{pmatrix}$$

$$kA = \begin{pmatrix} -4 & 6 & 2 \\ 8 & 10 & 12 \\ -6 & 2 & -8 \end{pmatrix}$$

Il **prodotto tra matrici** (anche detto **prodotto righe per colonne**) genera, data una matrice  $A$  di ordine  $m \times p$  e una matrice  $B$  di ordine  $p \times n$ , la **matrice prodotto**  $C$  i cui elementi si ottengono come segue:

$$C = (c_{ij}) = \sum_{k=1}^p a_{ik} \cdot b_{kj} = a_{i1}b_{1j} + a_{i2}b_{2j} + \dots + a_{ip}b_{pj} \quad i = 1, 2, \dots, m \wedge j = 1, 2, \dots, n$$

Se due matrici possono essere moltiplicate tra di loro, allora le due matrici sono dette **conformi per il prodotto**. Due matrici sono conformi per il prodotto se il numero di colonne della prima matrice é uguale al numero di righe della seconda matrice. La matrice risultante avrà numero di righe pari al numero di righe della prima matrice e numero di colonne pari al numero di colonne della seconda matrice.

$$A = \begin{pmatrix} -1 & 4 \\ 6 & 1 \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} 3 & 2 & -4 \\ 5 & 0 & 2 \end{pmatrix}$$

$$AB = \begin{pmatrix} -1 & 4 \\ 6 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} 3 & 2 & -4 \\ 5 & 0 & 2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} (-1) \cdot 3 + 4 \cdot 5 & (-1) \cdot 2 + 4 \cdot 0 & (-1) \cdot (-4) + 4 \cdot 2 \\ 6 \cdot 3 + 1 \cdot 5 & 6 \cdot 2 + 1 \cdot 0 & 6 \cdot (-4) + 1 \cdot 2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 17 & -2 & 12 \\ 23 & 12 & -22 \end{pmatrix}$$

L'operazione di prodotto tra matrici differisce dall'operazione di prodotto tra due numeri reali <sup>1</sup>:

- Il prodotto tra matrici non é commutativo. Date due matrici  $A$  e  $B$ ,  $AB$  e  $BA$  non sono (sempre) uguali.
- Matrici diverse possono portare a prodotti di matrici di uguale risultato. Date tre matrici  $A$ ,  $B$  e  $C$ , se si verifica  $AB = AC$  non é necessariamente vero che  $B$  e  $C$  siano uguali.
- Il prodotto di due matrici non nulle può essere nullo. Date due matrici  $A$  e  $B$ , entrambe non nulle, può comunque verificarsi  $AB = 0$ .
- La matrice identità e l'elemento neutro della moltiplicazione fra matrici, in quanto  $AI = IA = A$  per qualsiasi matrice  $A$ .

Il **determinante** di una matrice é un particolare numero associato ad ogni matrice quadrata, indicato con  $\det(A)$ . Il calcolo del determinante di una matrice viene fatto per ricorsione. I casi base del procedimento si hanno per le matrici di ordine 1 e 2, il cui determinante é calcolabile in maniera immediata:

$$A = (a_{11})$$

$$A = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} \\ a_{21} & a_{22} \end{pmatrix}$$

$$\det(A) = a_{11}$$

$$\det(A) = a_{11}a_{22} - a_{21}a_{12}$$

Data una matrice quadrata  $A$  di ordine  $n$ , sia  $A^*_{ij}$  la matrice di ordine  $n-1$  ottenuta a partire da  $A$  togliendo la  $i$ -esima riga e la  $j$ -esima colonna. Il determinante di  $A$  può essere ottenuto in funzione del determinante di  $A^*_{ij}$  mediante la seguente equazione di ricorrenza:

1. É possibile vedere il prodotto fra due numeri reali come il caso particolare del prodotto fra due matrici quadrate di ordine 1.

$$\det(A) = (-1)^{i+1} a_{i1} \det(A_{i1}^*) + (-1)^{i+2} a_{i2} \det(A_{i2}^*) + \dots + (-1)^{i+n} a_{in} \det(A_{in}^*)$$

Questa formula é detta **sviluppo del determinante secondo la i-esima riga di A**. A prescindere da quale sia la riga scelta, il risultato che si ottiene é sempre lo stesso.

Il determinante di una matrice é uguale al determinante della relativa matrice trasposta. Pertanto, il determinante di una matrice può essere sviluppato anche secondo le sue colonne.

Se una matrice ha (almeno) una riga/colonna composta interamente da zeri, il suo determinante é zero.

**Dimostrazione.** Sia  $A$  una matrice la cui  $i$ -esima riga/colonna é composta interamente da zeri. Sviluppando il determinante secondo tale riga/colonna, si ottiene:

$$\det(A) = (-1)^{i+1} \cdot 0 \cdot \det(A_{i1}^*) + \dots + (-1)^{i+n} \cdot 0 \cdot \det(A_{in}^*) = 0 + \dots + 0 = 0$$

Il determinante di una matrice é una funzione omogenea.

**Dimostrazione.** Osservando l'equazione di ricorrenza per il calcolo del determinante, il risultato é immediato:

$$\det(kA) = (-1)^{i+1} k a_{i1} \det(A_{i1}^*) + (-1)^{i+2} k a_{i2} \det(A_{i2}^*) + \dots + (-1)^{i+n} k a_{in} \det(A_{in}^*) = k \det(A)$$

Sviluppare il determinante di una matrice secondo le righe/colonne aventi degli zeri (se esistono) é vantaggioso, perché parte delle computazioni può venire evitata.

$$\det \begin{pmatrix} -2 & 2 & -3 \\ -1 & 1 & 3 \\ 2 & 0 & -1 \end{pmatrix} = 2 \cdot (-1)^{3+1} \det \begin{pmatrix} 2 & -3 \\ 1 & 3 \end{pmatrix} + 0 \cdot (-1)^{3+2} \det \begin{pmatrix} -2 & -3 \\ -1 & 3 \end{pmatrix} + (-1) \cdot (-1)^{3+3} \det \begin{pmatrix} -2 & 2 \\ -1 & 1 \end{pmatrix} = 18$$

Il determinante é stato sviluppato secondo la terza riga, perché contiene uno zero.

**Teorema di Binet.** Date due matrici quadrate, il determinante della loro matrice prodotto é uguale al prodotto dei loro determinanti.

La nozione di **dipendenza lineare** e **indipendenza lineare** può essere declinata nel caso specifico delle matrici. Data una matrice  $A$ , le righe/colonne  $A_1, A_2, \dots, A_m$  di  $A$  si dicono linearmente dipendenti se esistono dei coefficienti  $k_1, k_2, \dots, k_m \in \mathbf{R}$  non tutti nulli tali che:

$$k_1 A_1 + k_2 A_2 + \dots + k_m A_m = (0_{ij})$$

Scegliendo come coefficienti  $2, -1, 1$ , é possibile mostrare come le righe (e quindi le colonne) della matrice presentata di seguito siano linearmente dipendenti.

$$A = \begin{pmatrix} 1 & -2 & 1 \\ 3 & 4 & 7 \\ 1 & 8 & 5 \end{pmatrix}$$

$$2A_1 - A_2 + A_3 = (2, -4, 2) - (3, 4, 7) + (1, 8, 5) = (0, 0, 0)$$

Se le righe/colonne di  $A$  non sono linearmente dipendenti, si dicono linearmente indipendenti. In particolare, le righe/colonne  $A_1, A_2, \dots, A_m$  della matrice  $A$  sono linearmente indipendenti se:

$$k_1 A_1 + k_2 A_2 + \dots + k_m A_m = (0) \Rightarrow k_1 = 0, k_2 = 0, \dots, k_m = 0$$

Se le righe/colonne di una matrice quadrata sono linearmente dipendenti, si dice che tale matrice é una **matrice singolare**. Viceversa, se le righe/colonne di una matrice quadrata sono linearmente indipendenti, si dice che tale matrice é una **matrice non singolare**.

Se una matrice é singolare, il determinante di tale matrice é zero, e viceversa.

Una riga/colonna  $A_i$  della matrice  $A$  é combinazione lineare delle altre righe/colonne se esistono  $a_1, a_2, \dots, a_{i-1}, a_{i+1}, \dots, a_n \in \mathbf{R}$  non tutti nulli tali che:

$$A_i = a_1 A_1 + a_2 A_2 + \dots + a_{i-1} A_{i-1} + a_{i+1} A_{i+1} + \dots + a_n A_n$$

Se le righe/colonne di una matrice sono linearmente dipendenti, allora (almeno) una delle righe/colonne é esprimibile come combinazione lineare delle altre, e viceversa.

**Dimostrazione.** Se le righe/colonne di una matrice sono linearmente dipendenti, allora vale:

$$k_1 A_1 + \dots + k_{i-1} A_{i-1} + k_i A_i + k_{i+1} A_{i+1} + \dots + k_m A_m = (0_{ij})$$

Dove almeno uno dei coefficienti non é nullo, sia questo ad esempio  $k_i$ . Spostando  $k_i A_i$  a destra e dividendo ambo i membri per  $k_i$ , si ottiene:

$$\frac{k_1}{k_i} A_1 + \dots + \frac{k_{i-1}}{k_i} A_{i-1} + \frac{k_{i+1}}{k_i} A_{i+1} + \dots + \frac{k_m}{k_i} A_m = A_i$$

Che é la definizione di combinazione lineare.

Il massimo numero di righe linearmente indipendenti di una matrice  $A$  é chiamato **rango per righe** di  $A$ . Analogamente, il massimo numero di colonne linearmente indipendenti di una matrice  $A$  é detto **rango per colonne** di  $A$ .

Presa una matrice generica  $A$  di ordine  $m \times n$ , é detto **minore di ordine  $r$**  una qualunque matrice quadrata ottenuta intersecando  $r$  colonne della matrice  $A$  e  $r$  righe della matrice  $A$ . É evidente dalla definizione come l'ordine di un qualsiasi minore di una matrice non possa essere maggiore del numero di righe o di colonne della matrice da cui é stato estratto.

La **caratteristica** di una matrice  $A$ , indicata con  $\text{car}(A)$ , é l'ordine del minore di  $A$  che ha il maggior numero di righe/colonne avente il determinante diverso da zero. Essendo la caratteristica di una matrice l'ordine di un suo minore, dovrá necessariamente aversi che anche la caratteristica di una matrice non puó essere maggiore del numero di righe/colonne della matrice stessa.



$$A = \begin{pmatrix} 4 & 1 & 3 \\ 0 & 2 & 1 \\ 0 & 0 & 4 \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} 1 & 4 & 3 & 9 \\ 0 & -3 & -4 & 6 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

- Il determinante di  $A$  é 32, pertanto il minore con determinante diverso da zero di  $A$  avente dimensione massima é sé stessa. Allora,  $\text{car}(A) = 3$ .
- $B$  ha una riga composta interamente da zeri. Questo significa che qualsiasi minore di ordine 3 estratto da  $B$  avrà a sua volta una riga composta interamente da zeri, e pertanto avrà determinante pari a zero. Tuttavia,  $B$  possiede almeno un minore di ordine 2 con determinante diverso da zero, ad esempio quello estratto a partire dalle prime due righe e dalle prime due colonne (che ha determinante pari a -3). Allora,  $\text{car}(B) = 2$ .

La caratteristica di una matrice a scala é pari al numero dei suoi pivot.

Il rango per righe/colonne di una matrice é uguale alla sua caratteristica.

Vengono definite **mosse di Gauss** le tre operazioni riportate di seguito che possono essere eseguite una o piú volte sulle matrici:

- Permutare due righe/colonne;
- Moltiplicare una riga/colonna per un numero reale diverso da zero;
- Sommare ad una riga/colonna un'altra riga/colonna moltiplicata per un numero reale.

Applicando un qualsiasi numero di volte una o piú mosse di Gauss ad una matrice si ottiene una matrice con la stessa caratteristica della matrice originaria.

Essendo il calcolo della caratteristica di una matrice a scala molto semplice ed essendo la caratteristica invariante rispetto alle mosse di Gauss, per calcolare la caratteristica di una matrice generica é utile convertirla in una matrice a scala operando mosse di Gauss e calcolare la caratteristica sulla matrice risultante.

$$A = \begin{pmatrix} 1 & -1 & 3 & 2 \\ 3 & 2 & 7 & 6 \\ 1 & 4 & 1 & 2 \end{pmatrix} \Rightarrow \begin{pmatrix} 1 & -1 & 3 & 2 \\ 0 & 5 & -2 & 0 \\ 0 & 5 & -2 & 0 \end{pmatrix} \Rightarrow \begin{pmatrix} 1 & -1 & 3 & 2 \\ 0 & 5 & -2 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

La caratteristica della matrice generica  $A$  é pari a 2.

Applicando  $k$  volte la prima mossa di Gauss ad una matrice si ottiene una matrice il cui determinante é dato dal prodotto fra il determinante della matrice originaria e  $(-1)^k$ .

Applicando una o piú volte la terza mossa di Gauss ad una matrice si ottiene una matrice con lo stesso determinante della matrice originaria.

Viene detta **matrice inversa** della matrice quadrata  $A$  la matrice quadrata  $A^{-1}$  tale per cui valga la relazione  $AA^{-1} = A^{-1}A = I$ . Indicando con  $x_{ij}$  l'elemento della matrice inversa  $A^{-1}$  di riga  $i$  e colonna  $j$ , si ha:

$$x_{ij} = \frac{(-1)^{i+j} \det(A^*_{ji})}{\det(A)}$$

Dove  $A^*_{ji}$  indica la matrice  $A$  di partenza a cui é stata tolta la  $j$ -esima riga e la  $i$ -esima colonna.

Il determinante di una matrice é l'inverso del determinante della rispettiva matrice inversa.

**Dimostrazione.** Il teorema é una diretta conseguenza del teorema di Binet:

$$\det(AA^{-1}) = \det(A) \cdot \det(A^{-1}) = 1 \Rightarrow \det(A) = \frac{1}{\det(A^{-1})} \Rightarrow \det(A^{-1}) = \frac{1}{\det(A)}$$

Se una matrice é singolare, la sua matrice inversa non esiste.

**Dimostrazione.** Una matrice  $A$  é singolare se  $\det(A) = 0$ . Dato che per il teorema precedente  $\det(A) = \frac{1}{\det(A^{-1})}$ , se  $A$  é singolare si avrebbe  $0 = \frac{1}{\det(A^{-1})}$ , che é una equazione impossibile.

$$A = \begin{pmatrix} 2 & 2 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

$$A^{-1} = \begin{pmatrix} \frac{1}{4} & \frac{1}{2} & -\frac{1}{2} \\ -\frac{1}{4} & -\frac{1}{2} & \frac{1}{2} \\ -\frac{1}{4} & \frac{1}{2} & \frac{1}{2} \end{pmatrix}$$

$$x_{11} = \frac{(-1)^{1+1} \det(A^*_{11})}{\det(A)} = \frac{1}{4}$$

$$x_{12} = \frac{(-1)^{1+2} \det(A^*_{12})}{\det(A)} = \frac{1}{2}$$

$$x_{13} = \frac{(-1)^{1+3} \det(A^*_{13})}{\det(A)} = -\frac{1}{2}$$

$$x_{21} = \frac{(-1)^{2+1} \det(A^*_{21})}{\det(A)} = -\frac{1}{4}$$

$$x_{22} = \frac{(-1)^{2+2} \det(A^*_{22})}{\det(A)} = -\frac{1}{2}$$

$$x_{23} = \frac{(-1)^{2+3} \det(A^*_{23})}{\det(A)} = \frac{1}{2}$$

$$x_{31} = \frac{(-1)^{3+1} \det(A^*_{31})}{\det(A)} = -\frac{1}{4}$$

$$x_{32} = \frac{(-1)^{3+2} \det(A^*_{32})}{\det(A)} = \frac{1}{2}$$

$$x_{33} = \frac{(-1)^{3+3} \det(A^*_{33})}{\det(A)} = \frac{1}{2}$$

### 1.3 Algebra lineare

É detta **equazione lineare** su  $\mathbb{R}$  ogni equazione del tipo:

$$a_1x_1 + a_2x_2 + \dots + a_nx_n = b$$

$x_i, i = 1, 2, \dots, n$  sono dette **variabili** o **incognite**. Se il numero di variabili é piccolo, queste vengono spesso indicate con  $x, y, z, \dots$  anziché  $x_1, x_2, x_3, \dots$ . I numeri  $a_i, i = 1, 2, \dots, n$  sono invece chiamati **coefficienti** delle variabili  $x_i$ , mentre  $b$  é detto **termine noto** dell'equazione.

Una  $n$ -pla ordinata di numeri reali  $(k_1, k_2, \dots, k_n)$  é detta **soluzione** dell'equazione precedente se vale:

$$a_1k_1 + a_2k_2 + \dots + a_nk_n = b$$

Una equazione lineare può avere una, nessuna o infinite soluzioni.



$$X = \begin{pmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \vdots \\ x_n \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} b_1 \\ b_2 \\ \vdots \\ b_m \end{pmatrix}$$

La matrice formata giustapponendo alla matrice incompleta  $A$  di un sistema lineare e la matrice dei termini noti  $B$  viene chiamata **matrice completa**, e viene in genere indicata con  $(A, B)$ .

$$(A, B) = \begin{pmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} & b_1 \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} & b_2 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ a_{m1} & a_{m2} & \cdots & a_{mn} & b_m \end{pmatrix}$$

Data la struttura delle matrici  $A$ ,  $B$  e  $X$ , é possibile notare come gli elementi di un sistema lineare possano venire rappresentati come prodotto  $AX = B$  fra matrici:

$$X_1 A^1 + X_2 A^2 + \dots + X_n A^n = B$$

$$\begin{cases} 2x - y + z = 4 \\ x + 3y - 4z = 1 \\ -x + 5y + 6z = 0 \end{cases} \Rightarrow \begin{pmatrix} 2 & -1 & 1 \\ 1 & 3 & -4 \\ -1 & 5 & 6 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x \\ y \\ z \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 4 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix} \Rightarrow \begin{pmatrix} 2x - y + z \\ x + 3y - 4z \\ -x + 5y + 6z \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 4 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix}$$

$$A = \begin{pmatrix} 2 & -1 & 1 \\ 1 & 3 & -4 \\ -1 & 5 & 6 \end{pmatrix}$$

$$X = \begin{pmatrix} x \\ y \\ z \end{pmatrix}$$

$$B = \begin{pmatrix} 4 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix}$$

**Teorema di Rouché-Capelli.** Un sistema lineare é consistente se e solo se la relativa matrice completa e la relativa matrice incompleta hanno la stessa caratteristica.

$$\begin{cases} x - y + 2z = 1 \\ 3x + y + 3z = 6 \\ x + 3y - z = -1 \end{cases}$$

$$A = \begin{pmatrix} 1 & -1 & 2 \\ 3 & 1 & 3 \\ 1 & 3 & -1 \end{pmatrix}$$

$$(A, B) = \begin{pmatrix} 1 & -1 & 2 & 1 \\ 3 & 1 & 3 & 6 \\ 1 & 3 & -1 & -1 \end{pmatrix}$$

La caratteristica della matrice incompleta  $A$  é 2, mentre quella della matrice completa  $(A, B)$  é 3, quindi il sistema é inconsistente.

$$\begin{cases} x + 3y - z = -2 \\ 4x + y + z = 1 \\ 2x - 5y + 3z = 5 \end{cases}$$

$$A = \begin{pmatrix} 1 & 3 & -1 \\ 4 & 1 & 1 \\ 2 & -5 & 3 \end{pmatrix}$$

$$(A, B) = \begin{pmatrix} 1 & 3 & -1 & -2 \\ 4 & 1 & 1 & 1 \\ 2 & -5 & 3 & 5 \end{pmatrix}$$

Sia la matrice incompleta  $A$  sia la matrice completa  $(A, B)$  hanno caratteristica 2, quindi il sistema é consistente.

Un sistema lineare omogeneo é sempre consistente.

**Dimostrazione.** La matrice completa di un sistema lineare omogeneo é ottenuta giustapponendo una colonna di soli zeri alla matrice incompleta, pertanto la caratteristica di tali matrici é necessariamente la stessa. Il teorema di Rouché-Capelli stabilisce allora che tale sistema avrà sempre almeno una soluzione. É facile verificare che tale soluzione é la soluzione nulla, ovvero quella formata esclusivamente da zeri.

Un sistema lineare é detto **determinato** se é costituito da tante equazioni quante sono le incognite che in queste compaiono. É invece detto **sovradeterminato** se ha piú equazioni che incognite. Infine, é detto **sottodeterminato** se ha piú incognite che equazioni.

**Teorema di Cramer.** Un sistema lineare determinato ha una ed una sola soluzione se e solo se la matrice incompleta associata al sistema non é singolare.

Sia dato un sistema lineare consistente e determinato/sovradeterminato. Questo avrà una sola soluzione se la caratteristica della relativa matrice incompleta coincide con il numero delle incognite, mentre avrà infinite soluzioni se la caratteristica della relativa matrice incompleta é inferiore al numero delle incognite.

Un sistema lineare sottodeterminato, se é consistente, ha sempre infinite soluzioni.

Sia data la matrice incompleta associata ad un sistema lineare. Applicando un qualsiasi numero di volte una o piú mosse di Gauss a tale matrice si ottiene una matrice incompleta associata ad un sistema lineare avente lo stesso insieme di soluzioni del sistema originario.

$$\begin{cases} x-y=2 \\ x-y-z=3 \\ x+y+z=6 \end{cases}$$

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 & 0 \\ 1 & -1 & -1 \\ 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x \\ y \\ z \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 2 \\ 3 \\ 6 \end{pmatrix}$$

Il sistema può essere semplificato applicando mosse di Gauss alla relativa matrice completa:

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 & 0 & 2 \\ 1 & -1 & -1 & 3 \\ 1 & 1 & 1 & 6 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 & 0 & 2 \\ 0 & 1 & -1 & -1 \\ 1 & 1 & 1 & 6 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 & 0 & 2 \\ 0 & 1 & -1 & -1 \\ 0 & 2 & 1 & 4 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 & 0 & 2 \\ 0 & 1 & -1 & -1 \\ 0 & 0 & 3 & 6 \end{pmatrix}$$

$$\begin{pmatrix} 1 & -1 & 0 & 2 \\ 0 & 1 & -1 & -1 \\ 0 & 0 & 1 & 2 \end{pmatrix}$$

Si sommi alla seconda riga la prima riga moltiplicata per -2.  
 Si sommi alla terza riga la prima riga moltiplicata per -1.  
 Si sommi alla terza riga la seconda riga moltiplicata per -2.  
 Si moltiplichi la terza riga per 1/3.

Il sistema associato a tale matrice completa ha come sola ed unica soluzione (3, 1, 2).



# Capitolo 2

## Programmazione lineare

### 2.1 Modello di programmazione matematica

Sia data una funzione  $f$ , chiamata **funzione obiettivo**, nella forma  $f : X \subseteq \mathbb{R}^n \mapsto \mathbb{R}$ , ovvero avente un numero  $n$  di variabili  $x_1, x_2, \dots, x_n$ , chiamate **variabili decisionali**, e restituente un numero reale (scalare). Qualsiasi  $n$ -pla di elementi che soddisfano  $f$  é detta **soluzione** di  $f$ .

Sia poi fornito un insieme  $X$ , sottoinsieme del dominio di una funzione obiettivo  $f$  (e quindi anche di  $\mathbb{R}^n$ ), chiamato **regione ammissibile**. Una  $n$ -pla di elementi che soddisfa  $f$  e che appartiene a  $X$  é detta **soluzione ammissibile** per  $f$ .

A partire da una funzione obiettivo  $f$  e da una regione ammissibile  $X$  é possibile definire un **problema di ottimizzazione** come la ricerca della soluzione ammissibile (o delle soluzioni ammissibili)  $\mathbf{x}^* \in X$  per  $f$  tale che sia "ottimale". Tale soluzione (o tali soluzioni) é detta **soluzione ottimale**:

$$\mathbf{x}^* = \{\mathbf{x} \in X \text{ t.c. } \text{opt}(f(\mathbf{x}))\}$$

La qualità di una soluzione ammissibile generica dipende da quanto questa é "vicina" alla soluzione ottimale  $\mathbf{x}^*$ . Se una soluzione ammissibile  $\mathbf{x}_A$  é piú "vicina" a  $\mathbf{x}^*$  di quanto lo sia un'altra soluzione ammissibile  $\mathbf{x}_B$ , allora si dice che  $\mathbf{x}_A$  é una soluzione *migliore* di  $\mathbf{x}_B$ , o semplicemente che  $\mathbf{x}_A$  é *migliore* di  $\mathbf{x}_B$ .

In genere, vi sono due possibili definizioni di "soluzione ottimale": la soluzione piú piccola assumibile dalla funzione oppure la soluzione piú grande assumibile dalla funzione. Nel primo caso si parla di **problema di minimizzazione**, mentre nel secondo caso di **problema di massimizzazione**.

$$\mathbf{x}^* = \{\mathbf{x} \in X \text{ t.c. } \min(f(\mathbf{x}))\}$$

$$\mathbf{x}^* = \{\mathbf{x} \in X \text{ t.c. } \max(f(\mathbf{x}))\}$$

La regione ammissibile é definita sulla base di un certo numero di *restrizioni* definite nel problema, chiamate **vincoli**. Nel caso in cui non vi sia alcuna restrizione, ovvero nel caso in cui la ricerca dei valori ottimali della funzione obiettivo venga condotta sui valori dell'intero dominio della funzione obiettivo, si parla di **ottimizzazione non vincolata**. Se invece almeno una restrizione esiste, si parla di **ottimizzazione vincolata**.

Quando i vincoli che definiscono la regione ammissibile di un problema di ottimizzazione sono espressi come un sistema di equazioni e disequazioni, tale problema prende il nome di **problema di programmazione matematica (PM)**. Un generico vincolo  $g_i$  viene allora espresso come una funzione  $g_i : X \mapsto \mathbb{R}$  nella forma  $g_i(\mathbf{x}) = 0$ ,  $g_i(\mathbf{x}) \geq 0$  oppure  $g_i(\mathbf{x}) \leq 0$ . La regione ammissibile di un problema di programmazione matematica viene quindi ad essere l'insieme  $X$  composto da tutti i valori  $\mathbf{x}$  per i quali sono contemporaneamente verificate tutte le  $m$  equazioni/disequazioni definite nei vincoli.

$$X = \left\{ \mathbf{x} \in \mathbb{R}^n \text{ t.c. } g_i(\mathbf{x}) \begin{cases} \geq \\ = \\ \leq \end{cases} 0 \quad \forall i \in \{0, 1, \dots, m\} \right\},$$

In merito alla natura della regione ammissibile, si distinguono quattro tipi di problemi:

- Quando l'insieme  $X$  coincide con l'insieme vuoto, si parla di **problema non ammissibile**. Il problema non ha alcuna soluzione, perché nessuna soluzione é ammissibile per  $X$ , e a maggior ragione non ha alcuna soluzione ottima;
- Quando qualsiasi valore può fare parte di  $X$ , si parla di **problema illimitato**. Nello specifico, se il problema é un problema di minimizzazione si parla di **problema illimitato inferiormente**, mentre se é un problema di massimizzazione si parla di **problema illimitato superiormente**;
- Il caso piú generico é il **problema con piú di una soluzione ottima**, dove l'insieme  $X$  contiene due o piú soluzioni ottimali, aventi tutti ugual valore della funzione obiettivo.

Si consideri il seguente problema di programmazione matematica:

$$f = x_3 \quad x^* = \max_{x_1, x_2, x_3} \{f\} \quad \begin{cases} 0 \leq x_1 \leq 1 \\ 0 \leq x_2 \leq 1 \\ 0 \leq x_3 \leq 1 \\ x_1 + x_2 + x_3 - 2 = 0 \end{cases}$$

Si consideri il problema dal punto di vista dell'algebra lineare. Le prime tre disequazioni riportate nei vincoli specificano che le soluzioni ammissibili devono necessariamente trovarsi all'interno del cubo delimitato dai vertici:

$$(0, 0, 0) \quad (0, 0, 1) \quad (0, 1, 0) \quad (1, 0, 0) \quad (1, 0, 1) \quad (0, 1, 1) \quad (1, 1, 0) \quad (1, 1, 1)$$

L'ultima disequazione specifica che l'insieme delle soluzioni ammissibili é dato dall'intersezione fra tale cubo ed il piano di equazione  $x_1 + x_2 + x_3 - 2 = 0$ . Le soluzioni ottimali sono tutti i punti di  $\mathbb{R}^3$  che fanno parte di tale intersezione e hanno  $x_3 = 1$ .

## 2.2 Modello di programmazione lineare

Un problema di programmazione matematica dove figurano esclusivamente funzioni lineari, sia nella funzione obiettivo che nei vincoli, prende il nome di **problema di programmazione lineare**:

$$\min / \max Z = c_1 x_1 + c_2 x_2 + \dots + c_n x_n \quad \begin{cases} a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + \dots + a_{1n}x_n \leq / \geq / = b_1 \\ a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + \dots + a_{2n}x_n \leq / \geq / = b_2 \\ \dots + \dots + \dots + \dots \leq / \geq / = \dots \\ a_{m1}x_1 + a_{m2}x_2 + \dots + a_{mn}x_n \leq / \geq / = b_m \end{cases}$$

$Z$  é la funzione obiettivo, composta da  $n$  variabili decisionali  $x_j$ , le cui soluzioni ammissibili vanno cercate nella regione ammissibile definita dagli  $m$  vincoli. I coefficienti  $c_j$ ,  $a_{ij}$  e  $b_i$  costituiscono i **parametri** del problema. Nello specifico, i primi sono chiamati **coefficienti di costo**, i secondi **termini noti sinistri** ed i terzi **termini noti destri**.

Particolare rilevanza hanno i problemi di programmazione lineare detti in **forma standard**, ovvero quei problemi dove:

1. La funzione obiettivo deve essere massimizzata (sono problemi di ottimizzazione di massimo);
2. Ogni variabile  $x_i$  ha associato un vincolo del tipo  $x_i \geq 0$ , detto **vincolo di non negatività**;
3. Tutti i vincoli restanti, detti **vincoli funzionali**, sono di tipo  $\leq$ .

$$\max Z = c_1 x_1 + c_2 x_2 + \dots + c_n x_n \quad \begin{cases} a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + \dots + a_{1n}x_n \leq b_1 \\ \dots + \dots + \dots + \dots \leq \dots \\ a_{m1}x_1 + a_{m2}x_2 + \dots + a_{mn}x_n \leq b_m \\ x_i \geq 0 \quad \forall i \in \{1, 2, \dots, n\} \end{cases}$$

É sempre possibile convertire un problema di programmazione lineare generico in un problema di programmazione lineare equivalente in forma standard. Pertanto é possibile assumere (se non specificato diversamente) che si stia sempre parlando di problemi di programmazione lineare in forma standard senza perdita di generalità. Per effettuare la conversione é necessario rifarsi alle seguenti manipolazioni algebriche:

- Se il problema di programmazione lineare é un problema di minimizzazione, é sufficiente cambiare il segno della funzione obiettivo per convertirlo in un problema di massimizzazione.
- Se una variabile  $x_i$  che figura nella funzione obiettivo del problema di programmazione lineare non ha un vincolo di non negatività associato, occorre riscriverla come una differenza del tipo  $x_i = x_i^+ - x_i^-$ , dove  $x_i^+$  e  $x_i^-$  sono due variabili entrambe non negative.
- Se un vincolo funzionale del problema di programmazione lineare é del tipo  $\geq$ , é sufficiente cambiarne il segno per ottenere un vincolo nella forma  $\leq$ . Se il problema presenta invece un vincolo di uguaglianza, occorre riscrivere tale vincolo come una coppia di vincoli, uno nella forma  $\geq$  (che viene poi cambiato di segno) ed uno nella forma  $\leq$ .

I problemi di programmazione lineare in forma standard sono preferibili perché é semplice darvi una interpretazione che non sia strettamente matematica. Ad esempio, é possibile interpretarli in chiave economica:

- $Z$  é il valore della misura di prestazione;
- $x_j$  é il livello dell'attività  $j$ ;
- $c_j$  é l'incremento del valore della misura di prestazione  $Z$  corrispondente all'incremento di un'unità del valore dell'attività  $x_j$ ;
- $b_i$  é la quantità di risorsa  $i$  allocabile alle attività  $x_j$ ,  $j = 1, 2, \dots, n$ ;



- $a_{ij}$  é la quantità di risorsa  $i$  consumata da ogni unità di attività  $x_j$ ,  $j = 1, 2, \dots, n$ ;

I problemi di programmazione lineare hanno, oltre che una interpretazione economica, anche una interpretazione geometrica come elementi dello spazio  $n$ -dimensionale.

Un generico vincolo di disuguaglianza di un problema di programmazione lineare divide lo spazio  $n$ -dimensionale in due regioni: una i cui punti soddisfano il vincolo ed una in cui lo violano. Sostituendo la disuguaglianza con un'uguaglianza si ottiene l'equazione della **frontiera** associata a tale vincolo, che nello spazio  $n$ -dimensionale corrisponde ad un **iperpiano** a  $n$  dimensioni. Nel caso particolare in cui  $n = 2$ , tale iperpiano corrisponde ad una retta nel piano bidimensionale (piano cartesiano), mentre se si ha  $n = 3$  tale iperpiano corrisponde ad un piano nello spazio tridimensionale.

Quando un vincolo é invece espresso come uguaglianza, solo i punti che si trovano sulla frontiera soddisfano il vincolo stesso. La frontiera della regione ammissibile contiene quelle soluzioni che soddisfano una o piú equazioni che definiscono la frontiera. Dal punto di vista geometrico, qualsiasi punto sulla frontiera della regione ammissibile si trova su uno o piú degli iperpiani definiti dalle corrispondenti equazioni.

Dal punto di vista geometrico, viene detto **vertice ammissibile** il punto di intersezione delle frontiere di  $n$  vincoli oppure, equivalentemente, una soluzione ammissibile che non é presente su nessun segmento nello spazio  $n$ -dimensionale che congiunge altre due soluzioni ammissibili. Nel caso particolare in cui  $n = 2$ , un vertice ammissibile corrisponde al punto di intersezione di due rette, mentre se si ha  $n = 3$  tale vertice corrisponde al punto di intersezione di tre piani.

Dal punto di vista algebrico, un vertice ammissibile é dato dalla soluzione di un sistema di  $n$  equazioni, dove tali equazioni definiscono la frontiera della regione ammissibile. Si noti però come non sia necessariamente vero il contrario: in generale, i vincoli di un problema di programmazione lineare sono costituiti da  $n$  vincoli di non negatività e da  $m$  vincoli funzionali. Essendo  $m + n \leq n$ , possono esistere delle soluzioni di  $n$  frontiere che non rispettano tutti i vincoli del problema; soluzioni di questo tipo, che pur corrispondendo a dei vertici dello spazio  $n$ -dimensionale non sono soluzioni ammissibili, vengono anche dette **vertici non ammissibili**.

Dal punto di vista geometrico, uno **spigolo** della regione ammissibile é un segmento dato dall'intersezione delle frontiere di  $n-1$  vincoli interamente costituito da punti che sono soluzioni ammissibili. Gli estremi di uno spigolo sono vertici ammissibili; se esiste uno spigolo che congiunge due vertici ammissibili si dice che tali vertici sono **adiacenti**.

Dal punto di vista algebrico, uno spigolo é dato dalla soluzione di un sistema di  $n-1$  equazioni, dove tali equazioni definiscono parte della frontiera della regione ammissibile. Se due vertici ammissibili sono soluzioni (distinte) dello stesso sistema di  $n-1$  equazioni, allora sono adiacenti.

**Teorema fondamentale della programmazione lineare.** (I) Se un problema di programmazione lineare ha una sola soluzione ottima, allora tale soluzione deve essere un vertice ammissibile. (II) Se un problema di programmazione lineare ha piú di una sola soluzione ottima, allora almeno due soluzioni ottime sono vertici ammissibili adiacenti.

- **Dimostrazione.** Si consideri un problema di programmazione lineare con una sola soluzione ottima  $x^*$ , avente corrispondente valore della funzione obiettivo  $Z^*$ . Si supponga per assurdo che tale soluzione non sia un vertice ammissibile: allora deve esistere un segmento della regione ammissibile che contiene  $x^*$ . Si indichino gli estremi di tale segmento con  $x'$  e  $x''$  ed i corrispondenti valori della funzione obiettivo con  $Z_1$  e  $Z_2$ . Come per ogni altro punto sul segmento che ha  $x'$  e  $x''$  per estremi si ha, per un certo  $\alpha \in (0, 1)$ :

$$x^* = \alpha x'' + (1-\alpha)x'$$

$$Z^* = \alpha Z_2 + (1-\alpha)Z_1$$

Possono esistere solamente tre possibilità:  $Z^* = Z_1 = Z_2$ ,  $Z_1 < Z^* < Z_2$  oppure  $Z_2 < Z^* < Z_1$ . La prima implica che il segmento che ha  $x'$  e  $x''$  per estremi sia degenere, ovvero che anche  $x'$  e  $x''$  siano soluzioni ottime, ma questo va in contraddizione con l'ipotesi di partenza secondo cui l'unica soluzione ottima é  $x^*$ . La seconda e la terza possibilità sono entrambe contraddittorie, perché implicano che  $x^*$  non sia la soluzione ottima. Dato che tutte e tre le possibilità sono contraddittorie, occorre assumere che se esiste una sola soluzione ottima allora tale soluzione deve essere un vertice ammissibile.

**Osservazione.** L'enunciato opposto, ovvero che tutti i vertici ammissibili di un problema di programmazione lineare sono soluzioni ottime, non é necessariamente vero.

- **Dimostrazione.** Se esistono due vertici ammissibili adiacenti, tali vertici devono giacere sullo stesso iperpiano  $n$ -dimensionale. Di conseguenza, tutte le soluzioni ottime possono essere ottenute come medie pesate dei vertici ottimi.

Il teorema precedente implica che, al fine di cercare la soluzione ottima di un problema di programmazione lineare, non é necessario valutare tutti i punti della regione ammissibile (che sono infiniti e non numerabili), ma solamente i vertici. Questo é possibile solamente se il numero di vertici é un numero finito.

Il numero di vertici ammissibili in un problema di programmazione lineare é finito.

**Dimostrazione.** Ciascun vertice (non necessariamente ammissibile) é dato dalla soluzione di un sistema di  $n$  equazioni estratte dagli  $m + n$  vincoli del problema. Il numero totale di vertici (non necessariamente ammissibili) é dato dal numero di combinazioni distinte di  $m + n$  equazioni considerate  $n$  alla volta:

$$\binom{m+n}{n} = \frac{(m+n)!}{m!n!}$$

Essendo  $m$  e  $n$  due valori certamente finiti, anche  $(m+n)! / m!n!$  deve essere un valore finito, ed essendo il numero di vertici ammissibili almeno pari a tale valore dev'essere finito a sua volta.

Il teorema precedente conferma che, essendo numerabile e finito il numero di vertici delle regioni ammissibili, é effettivamente possibile trovare le soluzioni ottime di un problema di programmazione lineare analizzando tutti i vertici ammissibili uno per uno fino a trovare quale fra questi é la soluzione migliore. Si noti però come questo procedimento sia inapplicabile nella pratica, perché il valore di  $(m+n)! / (m!n!)$  cresce estremamente velocemente con il crescere di  $m$  e di  $n$ .

In un problema di programmazione lineare, se un vertice ammissibile non ha alcun vertice adiacente che é soluzione migliore di esso, allora anche tutti gli altri vertici ammissibili non lo sono. Di conseguenza, se un vertice ammissibile non ha alcun vertice adiacente che é soluzione migliore di esso, allora tale vertice é una soluzione ottima.

**Dimostrazione.** L'insieme delle soluzioni che soddisfano un generico vincolo di programmazione lineare (sia esso di uguaglianza o di disuguaglianza) é un insieme convesso. Per un qualunque problema di programmazione lineare, la regione ammissibile é un poliedro convesso formato dall'intersezione di  $(m+n)$  semispazi  $n$ -dimensionali, ciascuno rappresentante uno dei vincoli. Poiché l'intersezione di insiemi convessi é a sua volta un insieme convesso, la regione ammissibile é un insieme convesso.

Il teorema precedente restringe ulteriormente il numero di vertici ammissibili da analizzare per trovare la soluzione ottima di un problema di programmazione lineare. Infatti, appena viene individuato un vertice ammissibile che non ha alcun vertice adiacente che é soluzione migliore di esso, a quel punto si ha la certezza che tale vertice é la soluzione ottima e tutti gli altri vertici della regione ammissibile non ancora considerati possono essere scartati.

Le ipotesi del modello di programmazione lineare sono, per l'appunto, che la funzione obiettivo e i vincoli siano funzioni lineari. Tuttavia, affinché si possa assumere che tali funzioni siano effettivamente lineari, occorre che i dati e le attività del problema modellato rispettino determinate ipotesi.

- **Ipotesi di proporzionalità.** Il contributo di ogni attività al valore della funzione obiettivo e alla quantità a sinistra in ogni vincolo funzionale é proporzionale al livello dell'attività stessa. In altri termini, sia nella funzione obiettivo che nei vincoli, non possono comparire variabili elevate ad un qualsiasi esponente che non sia 1. Questa ipotesi é necessaria perché, se non fosse valida, le funzioni in esame non sarebbero lineari. In un contesto reale non sempre é possibile avere tale ipotesi soddisfatta, se non a meno di una certa approssimazione. Se tale approssimazione discosta troppo il modello dalla realtà in analisi, é preferibile utilizzare modelli di programmazione distinti dalla programmazione lineare.
- **Ipotesi di additività.** La funzione obiettivo e la quantità a sinistra di un vincolo funzionale devono essere il risultato della somma dei contributi individuali delle rispettive attività. In altri termini, sia nella funzione obiettivo che nei vincoli, non possono comparire prodotti fra variabili. Come per la precedente, in un contesto reale questa ipotesi può essere vera solamente a meno di un certo grado di approssimazione.
- **Ipotesi di divisibilità.** Le variabili decisionali di un modello di programmazione lineare devono poter assumere valori reali o, al più, razionali. Se in un contesto reale questa ipotesi non é soddisfatta, la programmazione lineare é quasi certamente un modello inapplicabile.
- **Ipotesi di certezza.** I valori assegnati ad ogni parametro che compare nel modello di programmazione lineare sono costanti note. In un contesto reale questa ipotesi non potrà mai essere valida a pieno perché, essendo i modelli di programmazione lineare formulati per pianificare azioni future, i valori dei parametri sono basati su previsioni, e questo introduce inevitabilmente un certo grado di incertezza.

## 2.3 Metodo del simplesso

Il **metodo del simplesso** é un algoritmo iterativo, basato sui principi enunciati nei precedenti teoremi, in grado di individuare la soluzione ottima di un problema di programmazione lineare in tempo (in media) lineare. L'algoritmo può essere descritto in maniera informale come segue: si sceglie un vertice di partenza e si osservano i vertici a questo adiacenti. Se nessuno di questi vertici é soluzione migliore del vertice in esame, allora quest'ultimo é la soluzione ottima (teorema 3), altrimenti si ripete l'algoritmo considerando però il vertice che, fra i vertici adiacenti a quello in esame, é la soluzione migliore.

Prima di applicare il metodo del simplesso ad un problema di programmazione lineare di questo tipo occorre convertire tutti i vincoli funzionali di disuguaglianza del problema in vincoli di uguaglianza equivalenti (i vincoli di non negatività rimangono espressi come disuguaglianza, perché vanno trattati a parte). Questo può essere fatto aggiungendo in maniera opportuna delle variabili extra, chiamate **variabili slack (scarto)**.

Si consideri un problema di programmazione lineare avente per funzione obiettivo  $Z = 3x_1 + 5x_2$ . A sinistra sono riportati i vincoli del problema espressi così come sono stati forniti, a destra sono riportati vincoli equivalenti riscritti come equazioni e con aggiunte le variabili di slack.

$$\begin{aligned}x_1 &\leq 4 \\2x_2 &\leq 12 \\3x_1 + 2x_2 &\leq 18\end{aligned}$$

Con  $x_1 \geq 0$  e  $x_2 \geq 0$

$$\begin{aligned}x_1 + x_3 &= 4 \\2x_2 + x_4 &= 12 \\3x_1 + 2x_2 + x_5 &= 18\end{aligned}$$

Con  $x_i \geq 0$  per  $i \in \{1, 2, 3, 4, 5\}$

La nuova forma in cui i vincoli vengono espressi viene chiamata **forma aumentata**. Una **soluzione aumentata** (*augmented solution*) è una soluzione del problema nella forma originale a cui vengono aggiunte le variabili slack. Una **soluzione di base** (*basic solution*) è un vertice del problema nella forma originale a cui vengono aggiunti i corrispondenti valori delle variabili slack. Una **soluzione di base ammissibile** (*Basic Feasible Solution, BFS*) è un vertice ammissibile del problema nella forma originale a cui vengono aggiunti i corrispondenti valori delle variabili slack. Se una soluzione di base non è ammissibile, è una **soluzione di base non ammissibile**.

Si consideri il problema di programmazione lineare dell'esempio precedente: a partire dalla soluzione ammissibile  $(0, 6)$  è possibile costruire la soluzione di base ammissibile  $(0, 6, 4, 0, 6)$ .

$$\begin{cases} x_1 + x_3 = 4 \\ 2x_2 + x_4 = 12 \\ 3x_1 + 2x_2 + x_5 = 18 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} 0 + x_3 = 4 \\ 2 \cdot 6 + x_4 = 12 \\ 3 \cdot 0 + 2 \cdot 6 + x_5 = 18 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} x_3 = 4 \\ 12 + x_4 = 12 \\ 12 + x_5 = 18 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} x_3 = 4 \\ x_4 = 0 \\ x_5 = 6 \end{cases}$$

Ogni vertice della regione ammissibile è dato da un sistema di  $n$  equazioni (i piani  $n$ -dimensionali che compongono la frontiera), le quali *definiscono* il vertice. Ogni vincolo di un problema di programmazione lineare ha una **variabile indicatrice** (*indicating variable*) che assicura, se il suo valore è zero, che l'equazione che definisce la frontiera di quel vincolo è soddisfatta dalla soluzione corrente. Questo significa che, nella forma aumentata del problema, ogni volta che un'equazione che definisce la frontiera di un vincolo è una delle equazioni che definiscono il vertice, una specifica variabile ha valore uguale a zero. Una variabile con queste caratteristiche è denominata **variabile non di base** per la soluzione di base corrispondente.

Un vincolo di non negatività è una disequazione nella forma  $x_i \geq 0$ , e la relativa equazione che definisce la frontiera di tale vincolo è  $x_i = 0$ . È evidente come tale equazione sia nulla nel solo ed unico caso in cui la  $i$ -esima componente della soluzione è nulla a sua volta, pertanto la variabile indicatrice di un vincolo di non negatività del tipo  $x_i \geq 0$  è  $x_i$ .

Un vincolo funzionale è una disequazione nella forma  $\sum_{i=1}^n a_{ij}x_j \leq b_i$ , dove l'equazione che ne definisce la frontiera è  $\sum_{i=1}^n a_{ij}x_j = b_i$ . Nella forma aumentata, il vincolo funzionale viene riscritto come  $\sum_{i=1}^n a_{ij}x_j + x_{n+1} = b_i \wedge x_{n+1} \geq 0$ . Affinché un vertice possa trovarsi sull'iperpiano  $n$ -dimensionale definito da un vincolo, deve valere per esso l'equazione  $\sum_{i=1}^n a_{ij}x_j = b_i$ , che non è altro che l'equazione del vincolo in forma aumentata con  $x_{n+1}$  posto a 0. Questo significa che, per un vincolo funzionale, la relativa variabile di base è  $x_{n+1}$ , la variabile che viene introdotta per costruirne la forma aumentata.

In merito al problema di programmazione lineare dell'esempio precedente, alla soluzione  $(4, 3)$  del problema è associata la soluzione aumentata  $(4, 3, 0, 6, 0)$ . Questo significa che tale vertice è definito dal vincolo  $x_1 \leq 4$  e dal vincolo  $3x_1 + 2x_2 \leq 18$ .

Se la variabile di una soluzione non è una variabile non di base, allora è detta **variabile di base**. Il numero delle variabili di base è uguale al numero di vincoli funzionali, pertanto il numero delle variabili di base è uguale al numero delle variabili meno il numero dei vincoli funzionali. I valori delle variabili di base, anche detti semplicemente **base**, sono ottenuti ponendo a 0 i valori delle variabili non di base e risolvendo il sistema di equazioni risultante. Se tale sistema ha soluzione e tutti i valori non sono negativi, allora la soluzione risultante è una BFS. Una variabile di base è detta **degenere** per una BFS se ha valore pari a 0.

Indicando con  $n$  il numero complessivo di variabili e con  $m$  il numero di vincoli funzionali, il numero di variabili non di base è  $n-m$ . Si ha quindi che il numero totale di sistemi di equazioni che è possibile costruire ponendo a 0 le variabili non di base è dato dal numero di disposizioni di  $n$  elementi presi  $n-m$  alla volta, ovvero  $n! / (n-m)!m!$ . Si noti però come non tutte le combinazioni costruibili possono dare luogo a delle soluzioni, perché alcuni dei sistemi di equazioni possono essere sistemi impossibili.

Se due vertici della regione ammissibile di un problema di programmazione lineare sono adiacenti, allora anche le rispettive BFS lo sono nella forma aumentata del problema. Si noti come due vertici distinti nel piano  $n$ -dimensionale sono adiacenti se è possibile sovrapporre uno sull'altro

operando una singola traslazione, e questo richiede che i due vertici differiscano per una sola componente. Ricordando che almeno  $n-m$  variabili di una BFS sono nulle (le variabili di base), si ha che due BFS sono adiacenti se hanno tutte le variabili non di base uguali tranne una.

Si consideri il problema dell'esempio precedente. Il numero di variabili del problema é 5, mentre il numero di vincoli funzionali (scritti come equazioni) é 3. Il numero di variabili non di base di ciascuna soluzione é quindi  $5-3 = 2$ , ed il numero totale di combinazioni possibili é dato da  $5! / (5-3)!3! = 10$ . É quindi possibile costruire almeno 10 vertici distinti annullando 2 delle 5 variabili.

Vertice	Soluzione di base	Variabili non di base	É ammissibile?	Vertici adiacenti
(0, 0)	(0, 0, 4, 12, 18)	$x_1, x_2$	sí	(0, 6), (4, 0)
non esiste	non esiste	$x_1, x_3$	non esiste	non esiste
(0, 6)	(0, 6, 4, 0, 6)	$x_1, x_4$	sí	(0, 0), (2, 6)
(0, 9)	(0, 9, 4, -6, 0)	$x_1, x_5$	no	non é una BFS
(4, 0)	(4, 0, 0, 12, 6)	$x_2, x_3$	sí	(0, 0), (4, 3)
non esiste	non esiste	$x_2, x_4$	non esiste	non esiste
(6, 0)	(6, 0, -2, 12, 0)	$x_2, x_5$	no	non é una BFS
(4, 6)	(4, 6, 0, 0, -6)	$x_3, x_4$	no	non é una BFS
(4, 3)	(4, 3, 0, 6, 0)	$x_3, x_5$	sí	(2, 6), (4, 0)
(2, 6)	(2, 6, 2, 0, 0)	$x_4, x_5$	sí	(0, 6), (4, 3)

Tutti i vertici del problema, sia ammissibili che non ammissibili, sono stati riportati nella tabella precedente, insieme alla rispettiva soluzione di base. Si noti come delle 10 combinazioni, solamente 8 restituiscono delle soluzioni, perché ponendo  $x_1 = x_3 = 0$  oppure ponendo  $x_2 = x_4 = 0$  si ottiene un sistema di equazioni senza soluzione. Delle 8 soluzioni di base esistenti, solamente le 5 soluzioni che non contengono alcun valore negativo sono delle BFS. Per queste 5 soluzioni é possibile mettere in evidenza quali sono i vertici ad esse adiacenti osservando quali sono le rispettive variabili non di base.

Quando si affrontano problemi nella forma aumentata é conveniente considerare e manipolare allo stesso tempo l'equazione che definisce la funzione obiettivo e i nuovi vincoli funzionali. Questo può essere fatto semplicemente riscrivendo  $Z = \sum_{j=1}^n c_j$  come  $Z - \sum_{j=1}^n a_{0j} = 0$ . L'equazione così riscritta figura come fosse uno dei vincoli originari, dove non é però necessario introdurre delle variabili slack perché il vincolo era già espresso come uguaglianza. In questo modo, il numero totale di variabili aumenta di uno, ma anche il numero di vincoli aumenta di uno, pertanto é comunque possibile ricavare tutte le variabili delle soluzioni di base.

Le soluzioni di base del precedente problema possono essere ulteriormente estese introducendo il valore della variabile  $Z$ .

$Z$	$-3x_1$	$-5x_2$		$= 0$	(0, 0, 0, 4, 12, 18)	(30, 0, 6, 4, 0, 6)
	$x_1$		$+ x_3$	$= 4$	(40, 0, 9, 4, -6, 0)	(12, 4, 0, 0, 12, 6)
		$2x_2$		$+ x_4 = 12$	(18, 6, 0, -2, 12, 0)	(42, 4, 6, 0, 0, -6)
	$3x_1$	$+ 2x_2$		$+ x_5 = 18$	(27, 4, 3, 0, 6, 0)	(36, 2, 6, 2, 0, 0)

Gli elementi finora introdotti sono sufficienti a descrivere formalmente il metodo del simplesso per la risoluzione di un problema di programmazione lineare:

1. Si riscriva, se necessario, il problema in forma standard.
2. Si riscriva il problema in forma aumentata, ottenendo un sistema di  $m$  equazioni in  $n$  variabili (contando anche  $Z$ ).
3. Si scelgano  $n-m$  variabili delle  $n$  a disposizione come variabili non di base per ottenere un vertice di partenza, che fungerà da soluzione attuale: se possibile, é conveniente scegliere il vertice nullo scegliendo come variabili non di base le variabili che compaiono con coefficiente non nullo nella funzione obiettivo.
4. Si riscriva il sistema di equazioni nella **forma canonica**, ovvero dove ciascuna equazione ha una variabile di base con coefficiente uguale ad 1, tutte le altre variabili di base con coefficiente uguale a 0 e tutte le variabili non di base hanno coefficiente arbitrario. Se la soluzione attuale é il vertice nullo, il sistema di equazioni é già in questa forma, altrimenti é possibile ricondurre il sistema alla forma canonica applicandovi una o piú mosse di Gauss (considerando la matrice associata al sistema di equazioni).
5. Si impongano uguali a zero le variabili non di base della soluzione attuale e si calcolino i valori delle variabili di base risolvendo il sistema di  $m$  equazioni in  $m$  incognite che ne risulta.

6. Si operi un test di ottimalità per valutare se la soluzione corrente è la migliore. La soluzione è da considerarsi ottimale se, nella funzione obiettivo riscritta come vincolo, compaiono solo valori non negativi, perché significa che non è possibile incrementarla ulteriormente senza uscire dalla regione ammissibile. Se la soluzione attuale è la soluzione ottima, l'algoritmo termina, altrimenti si procede oltre.
7. Si determini la variabile non di base, chiamata **variabile entrante**, che va scambiata con una delle variabili della funzione obiettivo. Tale variabile viene individuata scegliendo, nell'equazione (0), la variabile con il coefficiente negativo più grande in valore assoluto, perché è la variabile che, a parità di incremento, influenza maggiormente il valore di  $Z$ .
8. Si determini la variabile di base della funzione obiettivo, chiamata **variabile uscente**, che va scambiata con una delle altre variabili mediante il **test del minimo rapporto**. Tale test prevede di isolare, in tutte le equazioni, la variabile entrante ed il termine noto, imporre tale espressione maggiore o uguale di zero, spostare il termine noto a destra e dividere ambo i membri per il coefficiente della variabile entrante (se in una o più equazioni la variabile entrante non compare, tale o tali equazioni possono venire ignorate). La variabile uscente è quella che, fra queste espressioni, compare con il termine noto più piccolo, perché è quella che prima di tutte restituisce una soluzione al di fuori della regione ammissibile.
9. Riprendere il flusso d'esecuzione dal punto 4.

Si consideri il problema di programmazione lineare dell'esempio precedente. La prima iterazione del metodo del simplesso può essere descritta come segue:

- Essendo  $(0, 0)$  una soluzione ammissibile nella forma standard del problema, è possibile usare il vertice nullo come vertice di partenza. Questo significa che il sistema di equazioni è già nella forma canonica.
- Si imposta a 0 il valore delle variabili  $x_1$  e  $x_2$ , di modo da ottenere la soluzione di partenza:

$$\begin{cases} Z - 3 \cdot 0 - 5 \cdot 0 = 0 \\ 0 + x_3 = 4 \\ 2 \cdot 0 + x_4 = 12 \\ 3 \cdot 0 + 2 \cdot 0 + x_5 = 18 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} Z = 0 \\ x_3 = 4 \\ x_4 = 12 \\ x_5 = 18 \end{cases} \Rightarrow (0, 0, 0, 4, 12, 18)$$

- Si opera un test di ottimalità su  $(0, 0, 0, 4, 12, 18)$ . I coefficienti di  $x_1$  e  $x_2$  sono positivi, pertanto è possibile inferire che  $(0, 0, 0, 4, 12, 18)$  non sia la soluzione ottima, ma che ve ne sia una migliore.
- Il coefficiente di  $x_2$  è maggiore del coefficiente di  $x_1$ , pertanto  $x_2$  va scelta come variabile entrante.
- Si determini la variabile uscente mediante test del minimo rapporto:

$$\begin{cases} 0 + x_3 = 4 \geq 0 \\ 2 \cdot 0 + 2x_2 + x_4 = 12 \geq 0 \\ 3 \cdot 0 + 2x_2 + x_5 = 18 \geq 0 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} x_3 = 4 \geq 0 \\ x_4 = 12 - 2x_2 \geq 0 \\ x_5 = 18 - 2x_2 \geq 0 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} \forall x_2 \\ x_2 \leq 6 \\ x_2 \leq 9 \end{cases}$$

Il più piccolo termine noto è 6, pertanto la variabile uscente è  $x_4$ .

- Si procede con una nuova iterazione, sostituendo  $x_4$  con  $x_2$  come variabile di base.

Non sempre la scelta della variabile entrante o uscente di una iterazione del metodo del simplesso è univoca. Possono infatti presentarsi situazioni in cui esistono nessuna o più variabili candidate ad essere la variabile entrante o la variabile uscente:

- Se esiste più di una variabile elegibile ad essere la variabile entrante è sufficiente sceglierne una qualsiasi, perché significa che il tasso di miglioramento della soluzione è lo stesso a prescindere dalla variabile scelta. L'unica differenza che può verificarsi nello scegliere una variabile piuttosto che un'altra è il numero di iterazioni necessarie a trovare la soluzione ottima, ma questo non è comunque conoscibile a priori.
- Se non esiste alcuna variabile elegibile ad essere la variabile uscente significa che la funzione obiettivo può essere aumentata all'infinito senza uscire dalla regione ammissibile, e quindi il problema termina in quanto  $Z$  è illimitata.
- Se esiste più di una variabile elegibile ad essere la variabile uscente, potrebbe presentarsi una situazione problematica. Quando la variabile entrante viene aumentata, le variabili di base che sono elegibili a variabili uscenti si annullano contemporaneamente, pertanto la soluzione che ne risulta avrà delle variabili di base nulle (degeneri). Se una variabile degenera mantiene il proprio valore nullo sino all'iterazione successiva, dove viene selezionata come variabile uscente, la corrispondente variabile entrante deve rimanere nulla a sua volta (dato che non può essere aumentata senza far assumere un valore negativo alla variabile uscente), pertanto il valore della funzione  $Z$  resta invariato. Se il valore di  $Z$  rimane costante anziché aumentare ad ogni iterazione, il metodo del simplesso potrebbe entrare in un loop infinito ripetendo la stessa sequenza di soluzioni senza mai raggiungere la soluzione ottimale. Si noti però che una situazione di questo tipo è piuttosto inusuale, e può pertanto non venire presa in considerazione. Inoltre, esistono strategie apposite in grado di rompere loop infiniti di questo tipo.

Raramente il metodo del simplesso viene applicato in forma discorsiva, perché è estremamente dispendiosa. In genere, ogni iterazione del metodo del simplesso viene riportata in una forma tabellare chiamata **tableau**, dove vengono riportate solamente le informazioni essenziali:



Iterazione	Variabili di base	Equazione	Coefficiente di:				Termini noti
			Z	$x_1$	...	$x_n$	
i	Z	(0)					
	$x_1$	(1)					
	...						
	$x_m$	(m)					

Per ciascuna iterazione sono riportati i coefficienti delle variabili, i termini noti e la variabile di base di ciascuna equazione. La variabile entrante, individuata come di consueto come il coefficiente negativo maggiore in valore assoluto della funzione obiettivo, determina una colonna della tabella, chiamata **colonna pivot**. La variabile uscente é determinata a partire dai valori che si ottengono dividendo, per ciascuna equazione, il termine noto per il coefficiente della variabile entrante; la variabile uscente é la variabile di base dell'equazione che ha il piú piccolo fra tali valori. La variabile uscente determina una riga della tabella, chiamata **riga pivot**. A partire da tale riga si modificano le altre righe della tabella mediante mosse di Gauss per effettuare il passaggio di variabile.

Iterazione	Variabili di base	Equazione	Coefficiente di:						Termini noti
			Z	$x_1$	$x_2$	$x_3$	$x_4$	$x_5$	
0	Z	(0)	1	-3	-5	0	0	0	0
	$x_3$	(1)	0	1	0	1	0	0	4
	$x_4$	(2)	0	0	2	0	1	0	12
	$x_5$	(3)	0	3	2	0	0	1	18
1	Z	(0)	1	-3	0	0	$\frac{5}{2}$	0	30
	$x_3$	(1)	0	1	0	1	0	0	4
	$x_2$	(2)	0	0	1	0	$\frac{1}{2}$	0	6
	$x_5$	(3)	0	3	0	0	-1	1	6
2	Z	(0)	1	0	0	0	$\frac{3}{2}$	1	36
	$x_3$	(1)	0	0	0	1	$\frac{1}{3}$	$-\frac{1}{3}$	2
	$x_2$	(2)	0	0	1	0	$\frac{1}{2}$	0	6
	$x_1$	(3)	0	1	0	0	$-\frac{1}{3}$	$\frac{1}{3}$	2

Il metodo del simplesso termina quando viene trovata una BFS, ma questo non significa che non possano esisterne altre. Per il terzo teorema, se un problema di programmazione lineare ha piú di una soluzione ottima allora tali soluzioni sono vertici adiacenti. In particolare, qualsiasi **combinazione convessa** di tali vertici é un punto sul segmento che li unisce, ed é pertanto una soluzione ottima a sua volta. Una combinazione convessa é un particolare tipo di combinazione lineare dove, indicando con  $a_i$  l' $i$ -esimo coefficiente, valgono  $\sum_{i=1}^n a_i = 1$  e  $a_i \geq 0 \forall i$ . Vi sono situazioni dove, a prescindere dai vincoli, si richiede di scegliere fra soluzioni ottime alternative. Ogni qual volta un problema di programmazione lineare ha piú di una BFS ottima, almeno una delle variabili non di base ha un coefficiente nullo nella funzione obiettivo (scritta come vincolo) nell'ultima iterazione, perché tali incognite sono incognite libere nel sistema di equazioni. Dato che cambiare il valore di queste variabili non influisce sul valore di  $Z$ , eventuali soluzioni aggiuntive possono essere trovate eseguendo ulteriori iterazioni del metodo del simplesso scegliendo come variabile entrante una variabile non di base con coefficiente nullo. Dalla rappresentazione tabellare del metodo del simplesso deriva una terza rappresentazione, quella **matriciale**. Sia  $Z = \sum_{j=1}^n c_j$  la funzione obiettivo. Il risultato di tale espressione puó essere visto come il prodotto riga per colonna di due matrici, una matrice colonna  $\mathbf{x}$  che contiene le variabili che compaiono nella funzione ed una matrice riga  $\mathbf{c}$  che ne contiene i relativi coefficienti.

$$Z = \mathbf{c}\mathbf{x} = \begin{bmatrix} c_1 & c_2 & \dots & c_n \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \dots \\ x_n \end{bmatrix}$$

Similmente, i vincoli funzionali di un problema di programmazione lineare sono, di fatto, un sistema di  $m$  equazioni in  $n$  incognite. Pertanto, é possibile rappresentarli mediante la relativa matrice incompleta. Lo stesso puó essere fatto per i vincoli di non negativit .

$$\mathbf{Ax} \leq \mathbf{b} \Rightarrow \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{m1} & a_{m2} & \cdots & a_{mn} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \cdots \\ x_n \end{bmatrix} \leq \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ \cdots \\ b_m \end{bmatrix}$$

$$\mathbf{x} \geq 0 \Rightarrow \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \cdots \\ x_n \end{bmatrix} \geq \begin{bmatrix} 0 \\ 0 \\ \cdots \\ 0 \end{bmatrix}$$

Per ottenere la forma aumentata del problema, la matrice colonna  $\mathbf{x}$  deve venire unita ad un'altra matrice colonna  $\mathbf{x}_s$ , costituita dalle variabili slack. Inoltre, la matrice  $\mathbf{A}$  deve venire estesa con la matrice identità di dimensione  $m \times n$ , che rappresenta i coefficienti (iniziali) delle suddette variabili.

$$[\mathbf{A}, \mathbf{I}] \begin{bmatrix} \mathbf{x} \\ \mathbf{x}_s \end{bmatrix} = \mathbf{b} \Rightarrow \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & \cdots & a_{1n} & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ a_{21} & a_{22} & \cdots & a_{2n} & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ a_{m1} & a_{m2} & \cdots & a_{mn} & 1 & 1 & \cdots & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_1 \\ \cdots \\ x_n \\ x_{n+1} \\ \cdots \\ x_{n+m} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ \cdots \\ b_m \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} \mathbf{x} \\ \mathbf{x}_s \end{bmatrix} \geq 0 \Rightarrow \begin{bmatrix} x_1 \\ \cdots \\ x_n \\ x_{n+1} \\ \cdots \\ x_{n+m} \end{bmatrix} \geq \begin{bmatrix} 0 \\ \cdots \\ 0 \\ 0 \\ \cdots \\ 0 \end{bmatrix}$$

Per completare una iterazione, é necessario scegliere  $n$  variabili non di base fra le  $n + m$  variabili a disposizione, porle uguali a 0 e risolvere il sistema di  $m$  equazioni di  $m$  incognite che ne risulta. Nel contesto della rappresentazione matriciale, questo equivale a risolvere l'equazione:

$$\mathbf{Bx}_B = \mathbf{b} \Rightarrow \begin{bmatrix} B_{11} & B_{12} & \cdots & B_{1m} \\ B_{21} & B_{22} & \cdots & B_{2m} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ B_{m1} & B_{m2} & \cdots & B_{mm} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_{B1} \\ x_{B2} \\ \cdots \\ x_{Bm} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ \cdots \\ b_m \end{bmatrix}$$

Dove  $\mathbf{x}_B$  é la matrice colonna ottenuta eliminando le variabili non di base dalla matrice  $\begin{bmatrix} \mathbf{x} \\ \mathbf{x}_s \end{bmatrix}$  e la matrice  $\mathbf{B}$ , detta **matrice di base**, é la matrice ottenuta eliminando le colonne che corrispondono alle variabili non di base dalla matrice  $[\mathbf{A}, \mathbf{I}]$ . Spostando a destra la matrice  $\mathbf{B}$ , é possibile esprimere l'equazione rispetto a  $\mathbf{x}_B$ :

$$\mathbf{x}_B = \mathbf{B}^{-1}\mathbf{b}$$

Ammesso che la matrice  $\mathbf{B}^{-1}$  esista, ovvero che  $\mathbf{B}$  sia una matrice singolare. Indicando con  $\mathbf{c}_B$  la matrice riga che contiene i coefficienti della funzione obiettivo per i corrispondenti elementi di  $\mathbf{x}_B$  e sostituendo la precedente equazione nell'equazione per  $Z$ , si ha:

$$Z = \mathbf{c}_B \mathbf{x}_B = \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1} \mathbf{b}$$

Rimane ora da mostrare come ottenere l'insieme delle equazioni che compaiono nel tableau ad ogni iterazione del metodo del simplesso. Per ottenere l'insieme di equazioni per l'iterazione iniziale é sufficiente includere  $Z$  come variabile, riscrivendo la funzione obiettivo come equazione associata ad un vincolo. Come già visto, la variabile  $Z$  ha coefficiente 1 nella prima equazione e 0 in tutte le altre (dato che compare solamente nella funzione obiettivo, per la quale funge da variabile di base). Si ha allora:

$$\begin{bmatrix} 1 & -\mathbf{c} & 0 \\ 0 & \mathbf{A} & \mathbf{I} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} Z \\ \mathbf{x} \\ \mathbf{x}_s \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ \mathbf{b} \end{bmatrix}$$

Le mosse di Gauss eseguite sulle equazioni durante ciascuna iterazione del metodo del simplesso per effettuare il cambio di variabile si traducono nella forma matriciale pre-moltiplicando entrambi i lati dell'insieme di equazioni originali per una matrice opportuna. Questa matrice avrà gli stessi elementi della matrice identità eccetto che ciascuna costante moltiplicativa necessaria per una operazione algebrica verrà inserita nella posizione opportuna così che la pre-moltiplicazione per questa matrice produca l'operazione richiesta.

Dopo ogni iterazione,  $\mathbf{x}_B = \mathbf{B}^{-1}\mathbf{b}$  e  $Z = \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1}\mathbf{b}$  ed i termini noti del nuovo sistema di equazioni diventano:

$$\begin{bmatrix} Z \\ \mathbf{x}_B \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1} \\ 0 & \mathbf{B}^{-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 0 \\ \mathbf{b} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1} \mathbf{b} \\ \mathbf{B}^{-1} \mathbf{b} \end{bmatrix}$$

Poiché viene eseguita la stessa serie di operazioni aritmetiche su entrambi i termini dell'insieme originale di equazioni, la stessa matrice, che pre-moltiplica il lato destro originale viene usata per pre-moltiplicare il lato sinistro originale. Di conseguenza, dato che:

$$\begin{bmatrix} 1 & \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1} \\ 0 & \mathbf{B}^{-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 & -\mathbf{c} & 0 \\ 0 & \mathbf{A} & \mathbf{I} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1} \mathbf{A} - \mathbf{c} & \mathbf{c}_B \mathbf{B}^{-1} \\ 0 & \mathbf{B}^{-1} \mathbf{A} & \mathbf{B}^{-1} \end{bmatrix}$$

La forma della matriciale dell'insieme delle equazioni dopo ogni iterazione é

$$\begin{bmatrix} 1 & c_B B^{-1} A - c & c_B B^{-1} \\ 0 & B^{-1} A & B^{-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} Z \\ x \\ x_s \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_B B^{-1} b \\ B^{-1} b \end{bmatrix}$$

Questa non é altro che una forma piú generale per il sistema di equazioni che compare nella  $i$ -esima equazione del metodo del simplesso. Impo-  
nendo infatti  $B^{-1} = I = B$  e  $c_B = 0$ , si riottiene l'equazione per l'iterazione iniziale:

$$\begin{bmatrix} 1 & 0IA - c & 0I \\ 0 & IA & I \end{bmatrix} \begin{bmatrix} Z \\ x \\ x_s \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0Ib \\ Ib \end{bmatrix} \Rightarrow \begin{bmatrix} 1 & -c & 0 \\ 0 & A & I \end{bmatrix} \begin{bmatrix} Z \\ x \\ x_s \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ b \end{bmatrix}$$

La relazione fra notazione matriciale e notazione a tableau é riassunta nella seguente tabella:

Iterazione	Variabili di base	Equazione	Coefficiente di:			Termine noto
			$Z$	Variabili originali	Variabili slack	
0	$Z$	(0)	1	$-c$	0	0
	$x_B$	$(1, 2, \dots, m)$	0	$A$	$I$	$b$
$i$	$Z$	(0)	1	$c_B B^{-1} A - c$	$c_B B^{-1}$	$c_B B^{-1} b$
	$x_B$	$(1, 2, \dots, m)$	0	$B^{-1} A$	$B^{-1}$	$B^{-1} b$

Dalle relazioni presentate si deduce come sia possibile calcolare i valori del sistema di equazioni associato alla  $i$ -esima iterazione del metodo del  
simplesso ricalcolando solamente  $B$  e  $c_B$  ad ogni iterazione, dato che i valori di  $A$ ,  $-c$  e  $b$  sono calcolati alla prima iterazione e rimangono gli  
stessi in tutte le successive.

La riga 0 del tableau iniziale é  $t = [-c \ 0 \ 0]$ , mentre le altre righe sono  $T = [A \ I \ b]$ . Dopo ogni iterazione, i coefficienti delle variabili slack  
nell' $i$ -esimo tableau diventano  $c_B B^{-1}$  per la riga 0 e  $B^{-1}$  per le altre righe. Dopo ogni iterazione, le righe del tableau divengono:

Riga 0 :  $[-c \ 0 \ 0] + c_B B^{-1} [A \ I \ b]$

Riga  $(1, \dots, m)$  :  $[-c \ 0 \ 0] + c_B B^{-1} [A \ I \ b]$

La matrice  $B$  e la matrice  $c_B$  cambiano ad ogni iterazione, e con la notazione finora presentata non é possibile distinguere fra l'espressione  
matriciale relativa all'iterazione corrente ed una iterazione generica. Si indichi allora con  $B$  la matrice di base specifica per l'ultima iterazione,  
quella che restituisce il valore ottimo. Siano allora:

- $S^* = B^{-1}$  la matrice che contiene i coefficienti delle variabili slack nelle righe  $1, \dots, m$  dell'ultima iterazione;
- $A^* = B^{-1} A$  la matrice che contiene i coefficienti delle variabili originali nelle righe  $1, \dots, m$  dell'ultima iterazione;
- $y^* = c_B B^{-1}$  la matrice che contiene i coefficienti delle variabili slack nella riga 0 dell'ultima iterazione;
- $z^* = c_B B^{-1} A$ , quindi  $z^* - c$  é la matrice che contiene i coefficienti delle variabili originali nella riga 0 dell'ultima iterazione;
- $Z^* = c_B B^{-1} b$  il valore ottimale della funzione obiettivo;
- $b^* = B^{-1} b$  la matrice che contiene i termini noti delle righe  $1, \dots, m$  dell'ultima iterazione;

Per ottenere i valori che compaiono nel tableau finale, é sufficiente conoscere  $t, T, y^*$  e  $S^*$ . Si ha infatti:

$$\begin{cases} t^* = [-c \ 0 \ 0] + c_B B^{-1} [A \ I \ b] = t + y^* T = [y^* A - c \ y^* \ y^* b] \\ T^* = B^{-1} [A \ I \ b] = S^* T = [S^* A \ S^* \ S^* b] \end{cases}$$



Si consideri il problema precedente e le matrici a questo associate:

$$A = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 2 \\ 3 & 2 \end{bmatrix}$$

$$b = \begin{bmatrix} 4 \\ 12 \\ 18 \end{bmatrix}$$

$$-c = [-3 \quad -5]$$

Le matrici relative all'ultima iterazione del metodo del simplesso sono:

$$B = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 0 & 2 & 0 \\ 0 & 2 & 3 \end{bmatrix}$$

$$B^{-1} = \begin{bmatrix} 0 & \frac{1}{2} & -\frac{1}{2} \\ 0 & \frac{1}{2} & 0 \\ 0 & -\frac{1}{2} & \frac{1}{2} \end{bmatrix}$$

$$c_B = [0 \quad 5 \quad 3]$$

Entrambe le uguaglianze sono soddisfatte:

$$t^* = t + y^* T \Rightarrow \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & \frac{3}{2} & 1 & 36 \end{bmatrix} = [-3 \quad -5 \quad 0 \quad 0 \quad 0 \quad 0] + [0 \quad 5 \quad 3] \begin{bmatrix} 0 & \frac{1}{2} & -\frac{1}{2} \\ 0 & \frac{1}{2} & 0 \\ 0 & -\frac{1}{2} & \frac{1}{2} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 4 \\ 0 & 2 & 0 & 1 & 0 & 12 \\ 3 & 2 & 0 & 0 & 1 & 18 \end{bmatrix}$$

$$T^* = S^* T \Rightarrow \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & \frac{1}{3} & -\frac{1}{3} & 2 \\ 0 & 1 & 0 & \frac{1}{2} & 0 & 6 \\ 1 & 0 & 0 & -\frac{1}{3} & \frac{1}{3} & 2 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & \frac{1}{2} & -\frac{1}{2} \\ 0 & \frac{1}{2} & 0 \\ 0 & -\frac{1}{2} & \frac{1}{2} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 4 \\ 0 & 2 & 0 & 1 & 0 & 12 \\ 3 & 2 & 0 & 0 & 1 & 18 \end{bmatrix}$$

## 2.4 Teoria della dualità

Si consideri un problema di programmazione lineare espresso in forma standard (ottimizzazione di massimo, vincoli funzionali di tipo  $\leq$ , vincoli di non negatività per ciascuna variabile). A ciascun problema di questo tipo, che in questo contesto prende il nome di **problema primale**, è possibile associare un problema "gemello", chiamato **problema duale**, con il quale è fortemente correlato. Lo studio della correlazione fra problemi primali e problemi duali prende il nome di **teoria della dualità**.

La struttura di un generico problema primale e quella del rispettivo problema duale è presentata di seguito. Si noti come quasi tutti gli elementi di un problema siano presenti nell'altro, ma con un ruolo o in una forma diversa:

$$\max Z = \sum_{j=1}^n c_j \cdot x_j$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} \cdot x_j \leq b_i \quad i = 1, 2, \dots, m$$

$$x_j \geq 0 \quad j = 1, 2, \dots, n$$

$$\min W = \sum_{i=1}^m b_i \cdot y_i$$

$$\sum_{i=1}^m a_{ij} \cdot y_i \geq c_j \quad j = 1, 2, \dots, n$$

$$y_i \geq 0 \quad i = 1, 2, \dots, m$$

1. Il problema primale è un problema di ottimizzazione di massimo, mentre il problema duale è un problema di ottimizzazione di minimo;
2. I coefficienti della funzione obiettivo del problema primale figurano come termini destri dei vincoli funzionali del problema duale;
3. I termini destri dei vincoli funzionali del problema primale figurano come coefficienti della funzione obiettivo del problema duale;
4. I vincoli funzionali del problema primale sono di tipo  $\leq$ , mentre i vincoli funzionali del problema duale sono di tipo  $\geq$ ;
5. Sia nel problema primale che nel problema duale è presente un vincolo di non negatività per ciascuna variabile.

La rappresentazione tabellare ben si presta a mostrare esplicitamente la relazione fra problema primale e problema duale. Tale notazione, estesa al descrivere la relazione fra i due, prende il nome di **tabella primale-duale**.

PROBLEMA PRIMALE
------------------

			coefficiente di				termine noto	
			$x_1$	$x_2$	...	$x_n$		
PROBLEMA DUALE	coefficiente di	$y_1$	$a_{11}$	$a_{12}$	...	$a_{1n}$	$b_1$	Coefficienti della funzione obiettivo
		$y_2$	$a_{21}$	$a_{22}$	...	$a_{2n}$	$b_2$	
		...	...	...	...	...	...	
		$y_m$	$a_{m1}$	$a_{m2}$	...	$a_{mn}$	$b_m$	
	termine noto		$c_1$	$c_2$	...	$c_n$		
			Coefficienti della funzione obiettivo					

I problemi di programmazione lineare possono essere interpretati in termini di allocazione di risorse ad attività. In particolare, quando i vincoli funzionali sono nella forma  $\leq$ , i termini noti a destra della disuguaglianza possono essere interpretati come le quantità delle varie risorse che sono disponibili per le attività in esame. In genere, queste quantità non sono verità assolute, ma derivano da delle scelte manageriali; questo significa che, se è vantaggioso farlo, tali quantità possono essere aumentate o diminuite.

I termini noti che si trovano a destra nei vincoli funzionali influenzano il valore della funzione obiettivo, pertanto per poter determinare se è vantaggioso aumentarli o diminuirli è necessario avere a disposizione una misura di *quanto* una variazione nel valore di tali termini noti influenza il valore della funzione obiettivo, ovvero del **valore marginale** della risorsa relativa a tale termine noto.

Per ciascuna risorsa  $i$ , la misura del suo valore marginale è data dal cosiddetto **prezzo ombra**, indicato con  $y^*_i$ . Il valore di  $y^*_i$  può venire ricavato facilmente a partire dai tableau del problema di programmazione lineare di riferimento, dato che corrisponde al coefficiente della  $i$ -esima variabile slack nella riga 0 del tableau finale.

Se il prezzo ombra  $y^*_i$  è un valore positivo, allora significa che incrementando la risorsa  $i$  di un valore infinitesimo si ha effettivamente un incremento pari a  $y^*_i$  del valore della funzione obiettivo. Questo accade se l' $i$ -esimo vincolo è soddisfatto dalla soluzione ottima non solo come disuguaglianza, ma anche come uguaglianza; vincoli con queste caratteristiche vengono detti **vincoli attivi**. Una situazione di questo tipo viene interpretata come una scarsa disponibilità della risorsa  $i$ , dato che se un suo piccolo cambiamento comporta un incremento del valore della funzione obiettivo questo significa che tale risorsa viene interamente consumata. Risorse di questo tipo vengono chiamate **scarce goods** (risorse rare).

Se il prezzo ombra  $y^*_i$  è nullo, allora significa che incrementando la risorsa  $i$  di un valore infinitesimo non si ha alcun incremento del valore della funzione obiettivo. Questo accade se l' $i$ -esimo vincolo è soddisfatto dalla soluzione come disuguaglianza, ma non come uguaglianza. Una situazione di questo tipo viene interpretata come una sovrabbondanza della risorsa  $i$ , dato che se un suo piccolo cambiamento non comporta alcun incremento del valore della funzione obiettivo questo significa che tale risorsa non verrà mai interamente consumata. Risorse di questo tipo vengono chiamate **free goods** (risorse abbonanti).

Uno dei principali obiettivi dell'analisi della sensitività è quello di analizzare i **parametri sensibili**, ovvero quelli che, se modificati, comportano un cambiamento della soluzione ottima. I parametri sensibili sono i parametri che necessitano di essere stimati con più attenzione, e quelli che devono venire monitorati con maggiore attenzione.

Per quanto riguarda i termini noti dei vincoli funzionali, per determinare se questi siano oppure non siano parametri sensibili è possibile rifarsi ai prezzi ombra. Infatti, per definizione, se il prezzo ombra associato ad una risorsa è un valore positivo, allora una variazione di tale risorsa comporta una variazione del valore della funzione obiettivo, mentre se il prezzo ombra è nullo il valore della funzione obiettivo rimane costante. Questo comporta che i termini noti dei vincoli funzionali che hanno associato un prezzo ombra positivo, specialmente se tale prezzo ombra è grande in modulo, sono da considerarsi parametri sensibili.

I coefficienti di un vincolo funzionale sono da considerarsi parametri sensibili se tale vincolo è un vincolo attivo per la soluzione ottima perché, per definizione, se un vincolo è un vincolo attivo allora la risorsa a questo associata è uno *scarce good*. Un ragionamento simile può essere fatto per determinare se i coefficienti della funzione obiettivo siano da considerarsi parametri sensibili.

Si noti come, nelle analisi reali, si tende a concentrarsi sul determinare se i termini noti dei vincoli funzionali ed i coefficienti della funzione obiettivo siano da considerarsi parametri sensibili, e raramente si fa lo stesso con i coefficienti dei vincoli funzionali. Questo perché i vincoli funzionali dei problemi reali sono in genere moltissimi, pertanto una variazione di uno solo di questi ha difficilmente una influenza significativa sulla soluzione ottima.

Ci si chiede allora da dove provenga il problema duale e la sua struttura. Si consideri la notazione matriciale introdotta in precedenza per il metodo del simplesso: in una generica iterazione del problema primale, i coefficienti per le prime  $n$  variabili sono dati dalla matrice  $z-c$ , mentre quelli per le restanti  $m$  variabili sono dati dalla matrice  $y$  (nell'iterazione iniziale,  $y$  e  $c$  sono entrambe matrici nulle). Si ricordi inoltre che sono state validate le seguenti espressioni:

$$W = yb$$

$$z = yA \Rightarrow z_j = \sum_{i=1}^m a_{ij}y_i$$

Dove, dato che si sta considerando il problema duale,  $W$  prende il posto di  $Z$  nell'indicare il valore della funzione obiettivo. Nello specifico, la prima equazione funzione la funzione obiettivo per il problema duale, mentre la seconda equazione fornisce i termini a sinistra dei vincoli funzionali per il problema duale. Quindi sottraendo i termini noti di questi vincoli del tipo  $\geq$ , la quantità  $z_j - c_j$  può essere interpretata come variabile surplus per il  $j$ -esimo vincolo funzionale.

Occorre a questo punto approfondire a cosa tende il metodo del simplesso in termini di queste variabili introdotte. In particolare, il metodo del simplesso cerca un insieme di variabili di base e la corrispondente BFS tali che tutti i coefficienti della riga 0 siano non negativi; una volta ottenuta una soluzione di questo tipo (che è ottima), la procedura termina. In altre parole, l'obiettivo perseguito dal metodo del simplesso, la sua *condizione di ottimalità*, può essere espressa come:

$$z_j - c_j \geq 0 \text{ per } j = 1, 2, \dots, n$$

$$y_i \geq 0 \text{ per } i = 1, 2, \dots, m$$

Sostituendo l'espressione per  $z_j$  nell'equazione precedente, la condizione di ottimalità afferma che il metodo del simplesso può essere interpretato come la ricerca di quei valori  $y_1, \dots, y_m$  tali per cui:

$$W = \sum_{i=1}^m b_i y_i \quad \text{soggetto ai vincoli} \quad \begin{cases} \sum_{i=1}^m a_{ij} y_i \geq c_j & j = 1, 2, \dots, n \\ y_i \geq 0 & i = 1, 2, \dots, m \end{cases}$$

Che, ad eccezione della mancata indicazione se la quantità  $W$  debba essere minimizzata o massimizzata, è esattamente nella stessa forma del problema duale.

Il motivo per cui, in questo nuovo problema,  $W$  vada minimizzato anziché massimizzato (come si potrebbe pensare, dato che  $W^*$  e  $Z^*$  coincidono) è da cercarsi nel fatto che le uniche soluzioni ammissibili per questo problema sono quelle che soddisfano la condizione di ottimalità per il problema primale. Quindi, solo una soluzione ottima per il problema primale costituisce una soluzione ammissibile per questo nuovo problema. Di conseguenza, il valore ottimo di  $Z$  nel problema primale è il minimo valore ammissibile di  $W$  nel nuovo problema duale, e così  $W$  deve essere minimizzato. Introdurre tale informazione nel problema appena presentato permette di ricostruire il problema duale completo.

Di conseguenza, il problema duale può essere visto come una riaffermazione in chiave di programmazione lineare dell'obiettivo del metodo del simplesso, vale a dire, ottenere una soluzione per il problema primale che soddisfi le condizioni di ottimalità. Prima che questo obiettivo sia raggiunto, il corrispondente vettore  $y$  della riga 0 (i coefficienti delle variabili slack) del tableau corrente non risulta ammissibile per il problema duale. Tuttavia, dopo che l'obiettivo viene raggiunto, il corrispondente vettore  $y$  è una soluzione ottima (e viene pertanto indicato con  $y^*$ ) per il problema duale, perché costituisce una soluzione ammissibile con il valore minimo possibile per  $W$ . Tale soluzione ottima  $(y_1, y_2, \dots, y_m)$  fornisce i prezzi ombra del problema primale.

**Proprietà di dualità forte:** se  $x^*$  è una soluzione ottima per un problema di programmazione lineare in forma standard e  $y^*$  è una soluzione ottima per il rispettivo problema duale, allora vale  $cx^* = y^*b$ .

**Proprietà di dualità debole:** se  $x$  è una soluzione ammissibile (non necessariamente ottima) per un problema di programmazione lineare in forma standard e  $y$  è una soluzione ammissibile (non necessariamente ottima) per il rispettivo problema duale, allora vale  $cx \leq yb$ .

**Dimostrazione.** Come mostrato in precedenza, si ha  $Z = cx$  e  $W = yb$ . Essendo la soluzione ottima per il problema duale data dal minimo valore di  $W$  ed essendo  $W^* = Z^*$ , allora qualsiasi valore di  $W$  non ottimale è necessariamente maggiore di qualsiasi valore di  $Z$  non ottimale.

**Condizione di complementarità.** Ad ogni iterazione generica, il metodo del simplesso identifica simultaneamente un vertice  $bix$  per il problema primale ed una **soluzione complementare**  $y$  per il problema duale, dove  $cx = yb$ . Se  $x$  non è una soluzione ottima per il problema primale, allora  $y$  non è una soluzione ammissibile per il problema duale.

**Condizione di complementarità per soluzioni ottime.** Nell'iterazione finale, il metodo del simplesso identifica simultaneamente una soluzione ottima  $bix^*$  per il problema primale ed una **soluzione complementare ottima**  $y^*$  per il problema duale, dove  $cx^* = y^*b$ . Le quantità  $y_i$  sono i prezzi ombra per il problema primale.

**Simmetria.** Siano dati un problema primale di programmazione lineare ed il relativo problema duale. Il problema duale del problema duale é il problema primale.

Il teorema precedente implica che non é possibile parlare di problema primale o duale in senso "assoluto"; é indifferente quale dei due problemi legati da una relazione primale-duale venga considerato come primale e quale come duale, perché a seconda del punto di vista entrambe le denominazioni sono corrette. Allo stesso modo, tutte le relazioni che il problema primale ha nei confronti del problema duale sono valide anche in senso inverso. Per convenzione, si tende a considerare come problema primale quello dei due che modella la situazione che si vuole rappresentare. Il teorema precedente implica inoltre che i problemi primali ed i rispettivi problemi duali possono essere risolti con gli stessi metodi. Il metodo del simpleso può essere quindi applicato all'uno o all'altro problema (dopo averli eventualmente convertiti nella forma standard) e permetterà di identificare simultaneamente le soluzioni complementari per l'altro problema.

**Teorema della dualità.** Siano dati un problema primale di programmazione lineare ed il relativo problema duale. Fra i due problemi deve presentarsi una ed una sola fra queste due possibili correlazioni:

- Se uno dei due problemi ha almeno una soluzione ammissibile ed una funzione obiettivo limitata (e quindi ha almeno una soluzione ottima), allora anche l'altro problema ha almeno una soluzione ammissibile ed una funzione obiettivo limitata;
- Se uno dei due problemi non ha alcuna soluzione ammissibile, allora l'altro problema non ha alcuna soluzione ammissibile oppure ha una funzione obiettivo illimitata.

Il problema duale ed i suoi elementi hanno anche una interpretazione economica, strettamente correlata all'interpretazione economica dei problemi di programmazione lineare in forma standard vista in precedenza.

Poiché  $W = b_1y_1 + \dots + b_my_m = Z$ , ogni quantità  $b_iy_i$  può essere interpretata come il contributo al profitto corrente quando  $b_i$  unità della risorsa  $i$  sono disponibili, mentre  $y_i$  rappresenta il prezzo ombra.

Questa definizione delle variabili duali porta naturalmente ad una interpretazione dell'intero problema duale. In particolare, poiché nel problema primale ogni unità dell'attività  $j$  consuma  $a_{ij}$  unità della risorsa  $i$ , la quantità  $\sum_{i=1}^m a_{ij}y_i$  può essere interpretata come il contributo al profitto della combinazione di risorse che verrebbe consumata se venisse impiegata un'unità dell'attività  $j$ .

Nel problema primale,  $c_j$  corrisponde al profitto unitario dell'attività  $j$ . Questo significa che, nel problema duale, se si verifica  $\sum_{i=1}^m a_{ij}y_i > c_j$  allora significa che il contributo al profitto  $\sum_{i=1}^m a_{ij}y_i$  é superiore a quello ottenuto utilizzando un'unità dell'attività  $j$ ; diversamente, queste risorse non verrebbero usate nel modo migliore. Analogamente, il vincolo di non negatività  $y_i \geq 0$  indica che il contributo dato dalla risorsa  $i$  al profitto deve essere un valore non negativo, altrimenti sarebbe deletereo farne uso.

La funzione obiettivo  $W = \sum_{i=1}^m b_iy_i$  da minimizzare può essere vista come la minimizzazione del valore totale implicito delle risorse consumate dalle varie attività.

Poiché il problema duale é un problema di programmazione lineare, anche per esso é possibile ragionare in termini di vertici e di regione ammissibile. Inoltre, cosí come il problema primale, é possibile esprimerlo in forma aumentata introducendo opportune variabili aggiuntive per esprimerne i vertici come soluzioni di base. Nello specifico, poiché i vincoli del problema duale sono di tipo  $\geq$ , tale forma aumentata si ottiene sottraendo una variabile aggiuntiva, detta **variabile surplus** (e non sommando una variabile slack) a sinistra di ogni vincolo. Si ha quindi:

$$z_j - c_j = \sum_{i=1}^m a_{ij}y_i - c_j \quad \text{per } j = 1, 2, \dots, n$$

In questo modo  $z_j - c_j$  svolge il ruolo della variabile surplus per il vincolo  $j$ . Di conseguenza, da ogni vertice  $(y_1, y_2, \dots, y_m)$  si ottiene una soluzione di base  $(y_1, y_2, \dots, y_m, z_1 - c_1, z_2 - c_2, \dots, z_n - c_n)$ . Poiché la forma aumentata del problema duale ha  $n$  vincoli funzionali e  $n + m$  variabili, ogni soluzione di base ha  $n$  variabili di base e  $m$  variabili non di base.

Ad ogni soluzione di base del problema primale corrisponde una soluzione di base complementare nel problema duale ed i rispettivi valori della funzione obiettivo sono uguali.

**Proprietà di complementary slackness.** Se una variabile del problema primale é variabile di base per una certa soluzione, allora la variabile a questa associata nel problema duale é variabile non di base per la relativa soluzione, e viceversa.

$$\begin{aligned} \max Z &= 3x_1 + 5x_2 \\ x_1 &\leq 4 \\ 2x_2 &\leq 12 \\ 3x_1 + 2x_2 &\leq 18 \\ x_1 \geq 0, x_2 &\geq 0 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \min W &= 4y_1 + 12y_2 + 18y_3 \\ y_1 + 3y_3 &\geq 3 \\ 2y_2 + 2y_3 &\geq 5 \\ y_1 \geq 0, y_2 \geq 0, y_3 &\geq 0 \end{aligned}$$

N.	Problema primale		Z = W	Problema duale	
	Soluzione di base	Ammissibile?		Soluzione di base	Ammissibile?
1	(0, 0, 4, 12, 18)	sí	0	(0, 0, 0, -3, -5)	no
2	(4, 0, 0, 12, 6)	sí	12	(3, 0, 0, 0, -5)	no
3	(6, 0, -2, 12, 0)	no	18	(0, 0, 1, 0, -3)	no
4	(4, 3, 0, 6, 0)	sí	27	(-9/2, 0, 5/2, 0, 0)	no
5	(0, 6, 4, 0, 6)	sí	30	(0, 5/2, 0, -3, 0)	no
6	(2, 6, 2, 0, 0)	sí	36	(0, 3/2, 1, 0, 0)	sí
7	(4, 6, 0, 0, -6)	no	42	(3, 5/2, 0, 0, 0)	sí
8	(0, 9, 4, -6, 0)	no	45	(0, 0, 5/2, 9/2, 0)	sí

La proprietà di complementarità delle soluzioni ottimali viene estesa in modo molto naturale alla forma aumentata del problema.

**Proprietà di complementarità delle soluzioni di base ottime.** Ad ogni soluzione di base ottima del problema primale è associata una soluzione di base complementare ottimale del problema duale, ed i valori delle rispettive funzioni obiettivo sono gli stessi.

Le soluzioni di base possono essere classificate a seconda che esse soddisfino o meno ciascuna delle seguenti condizioni. Una è la **condizione di ammissibilità**, cioè se tutte le variabili (comprese quelle slack) nella soluzione aumentata sono non negative. L'altra è la **condizione di ottimalità**, cioè se tutte le variabili nella soluzione di base complementare sono non negativi. Le due condizioni possono sia presentarsi contemporaneamente, sia essere entrambe assenti; in particolare, si distinguono quattro casi:

- 1. Se una soluzione di base soddisfa sia la condizione di ammissibilità che la condizione di ottimalità, si dice che tale soluzione è **ottimale**;
- 2. Se una soluzione di base soddisfa la condizione di ammissibilità ma non la condizione di ottimalità, si dice che tale soluzione è **sub-ottimale**;
- 3. Se una soluzione di base soddisfa la condizione di ottimalità ma non la condizione di ammissibilità, si dice che tale soluzione è **super-ottimale**;
- 4. Se una soluzione di base non soddisfa né la condizione di ammissibilità né la condizione di ottimalità, si dice che tale soluzione non è **né ammissibile né super-ottimale**;

In merito all'esempio precedente, la condizione di ammissibilità è soddisfatta dalle soluzioni 1, 2, 4, 5 e 6, mentre la condizione di ottimalità è soddisfatta dalle soluzioni 6, 7 e 8. Si ha quindi che le soluzioni 1, 2, 4 e 5 sono sub-ottime, la soluzione 6 è ottima, le soluzioni 7 e 8 sono super-ottime e la soluzione 3 non è né ammissibile né super-ottimale.

Ricordando che la relazione di dualità fra problema primale e problema duale è simmetrica, si ha che una soluzione sub-ottimale è una soluzione super-ottimale se considera il problema primale come problema duale (e viceversa); allo stesso modo, una soluzione super-ottimale è una soluzione sub-ottimale se considera il problema primale come problema duale (e viceversa). Mentre il metodo del simplesso visita soluzioni di base sub-ottimali, cercando di trovare la soluzione ottimale del problema primale, indirettamente e come se visitasse soluzioni complementari super-ottimali, cercando di ottenere una soluzione ammissibile per il problema duale. Per descrivere una coppia di soluzioni di base complementari vengono anche usati i seguenti termini: **primale ammissibile** se la soluzione di base primale è ammissibile per il primale e **duale ammissibile** se la soluzione di base complementare del duale è ammissibile per il duale. Utilizzando questa terminologia, il metodo del simplesso visita soluzioni primali ammissibili, cercando di ottenere l'ammissibilità duale. Quando questo viene ottenuto, le due soluzioni di base complementari sono ottimali per i rispettivi problemi. Dato che è sempre possibile trasformare un problema di programmazione lineare generico in un problema equivalente in forma standard, a tutti i problemi di programmazione lineare è possibile associare un problema duale, non solamente a quelli in forma standard. L'unica differenza è

che tale problema duale non sar  necessariamente nella forma finora considerata (problema di ottimizzazione di minimo, vincoli funzionali tutti nella forma  $\geq$  e vincoli di non negativit  per ogni variabile).  
Per ricavare il problema duale associato ad un problema primale in forma non standard si potrebbe convertire tale problema nella forma standard e poi ricavare il problema duale come di consueto. Questo approccio   certamente corretto, ma dispendioso. Infatti, la relazione che sussiste fra i coefficienti che compaiono nel problema primale in forma non standard ed il rispettivo problema duale   sempre la stessa, la differenza sta soltanto nella forma dei vincoli del problema e nel tipo di ottimizzazione.  
Esiste un metodo pi  veloce che permette di ricavare subito la forma dei vincoli del problema duale associato ad un problema primale in forma non standard, senza effettuare alcuna conversione. Tale metodo prende il nome di **metodo SOB (Strange-Odd-Bizarre)**, e si compone di quattro passaggi. Noto un problema di programmazione lineare scelto come problema primale:

1. Se il problema primale   un problema di ottimizzazione di massimo, allora il problema duale sar  un problema di ottimizzazione di minimo. Viceversa, se il problema primale   un problema di ottimizzazione di minimo, allora il problema duale sar  un problema di ottimizzazione di massimo;
2. Etichettare le diverse forme di vincoli funzionali ed i vincoli sulle singole variabili decisionali del primale come Sensible, Odd o Bizarre, in accordo con la tabella in basso a sinistra. L'etichettatura dei vincoli funzionali dipende dalla natura del problema (se   di ottimizzazione di massimo o di ottimizzazione di minimo);
3. Per ogni vincolo su una variabile di decisione del problema duale, utilizzare la forma che ha medesima etichetta del vincolo funzionale per il problema primale corrispondente a questa variabile duale, in accordo con la tabella in basso a destra;
4. Per ogni vincolo funzionale del problema duale, utilizzare la forma che ha la stessa etichetta del vincolo della corrispondente variabile di decisione del problema primale, in accordo con la tabella in basso a destra.

Etichetta	Problema primale (o duale)	Problema duale (o primale)
	max Z (o W)	min W (o Z)
Sensible	Vincolo $i$	Variabile $y_i$ (o $x_i$ )
Odd	$\leq$	$y_i \geq 0$
Bizarre	$=$	non vincolata
	$\geq$	$y_i' \leq 0$
Sensible	Variabile $x_j$ (o $y_j$ )	Vincolo $j$
Odd	$x_j \geq 0$	$\geq$
Bizarre	non vincolata	$=$
	$x_j' \leq 0$	$\leq$

problema 1#	problema 2#
Vincolo $i$	Variabile $i$
Funzione obiettivo	Termine noto destro

$$\begin{aligned} \max -Z &= -0.4x_1 - 0.5x_2 \\ 0.3x_1 + 0.1x_2 &\leq 2.7 \\ 0.5x_1 + 0.5x_2 &= 6 \\ 0.6x_1 + 0.4x_2 &\geq 6 \\ x_1 \geq 0, \quad x_2 &\geq 0 \end{aligned}$$

Si consideri il problema di programmazione lineare presentato a lato. Tale problema non si trova in forma standard, dato che non tutti i vincoli funzionali sono di tipo  $\leq$ .   per  possibile applicare il metodo SOB per costruirne il relativo problema duale:

1. Il problema primale   un problema di ottimizzazione di massimo, pertanto il rispettivo problema duale sar  un problema di ottimizzazione di minimo;
2. Il problema primale ha tre vincoli funzionali e due variabili, pertanto il rispettivo problema duale avr  due vincoli funzionali e tre variabili;
3. Il primo vincolo funzionale del problema primale   di tipo  $\leq$ , pertanto la variabile  $y_1$  del problema duale avr  associato un vincolo di non negativit ;
4. Il secondo vincolo funzionale del problema primale   di tipo  $=$ , pertanto la variabile  $y_2$  del problema duale non avr  associato un vincolo legato al suo segno;
5. Il terzo vincolo funzionale del problema primale   di tipo  $\geq$ , pertanto la variabile  $y_3'$  del problema duale (costruita ad-hoc) avr  associato un vincolo di non positivit ;
6. I coefficienti dell' $i$ -esimo vincolo del problema duale corrispondono ai coefficienti della variabile  $x_i$  nei vincoli funzionali del problema primale, mentre il termine noto destro corrisponde al coefficiente della variabile  $x_i$  nella funzione obiettivo del problema primale. Tale vincolo sar  nella forma  $\geq$ ;
7. L' $i$ -esimo coefficiente della funzione obiettivo del problema duale   dato dal termine noto destro dell' $i$ -esimo vincolo funzionale del problema primale.

$$\begin{aligned} \max -Z &= -0.4x_1 - 0.5x_2 \\ 0.3x_1 + 0.1x_2 &\leq 2.7 \\ 0.5x_1 + 0.5x_2 &= 6 \\ 0.6x_1 + 0.4x_2 &\geq 6 \\ x_1 \geq 0, \quad x_2 &\geq 0 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \min W &= 2.7y_1 + 6y_2 + 6y_3' \\ 0.3y_1 + 0.5y_2 + 0.6y_3' &\geq -0.4 \\ 0.1y_1 + 0.5y_2 + 0.4y_3' &\geq -0.5 \\ y_1 \geq 0, \quad y_3' &\leq 0 \end{aligned}$$







# Capitolo 3

## Programmazione lineare intera

### 3.1 Modello di programmazione lineare intera

I problemi di programmazione lineare finora presentati rispettavano, fra le altre, l'ipotesi di divisibilità, ovvero veniva assunto che le variabili decisionali del problema potessero assumere valori reali (o, al più, razionali). Tuttavia, non sempre il problema da modellare rispetta questa ipotesi, e pertanto la programmazione lineare risulta inapplicabile. Ad esempio, l'ipotesi è evidentemente invalidata in problemi che riguardano: assegnazione del personale, distribuzione o stoccaggio di beni, decisioni manageriali. Ciò che accomuna tutte queste situazioni è il fatto che gli elementi reali da modellare sono enti discreti.

Se un problema programmazione lineare richiede che tutte le variabili decisionali debbano assumere esclusivamente valori interi, si parla di **Programmazione Lineare Intera Pura**, o semplicemente di **Programmazione Lineare Intera (PLI)**. Se invece soltanto una parte delle variabili decisionali devono assumere valori interi si parla di **Programmazione Lineare Intera Mista (PLM)**.

Una particolare classe di problemi di programmazione lineare intera che merita attenzione sono i problemi che trattano di decisioni "si/no". Tali decisioni possono essere rappresentate mediante variabili che possono assumere esclusivamente due valori, che per analogia con l'algebra booleana tendono ad essere 0 e 1. In questo senso, se la  $i$ -esima variabile decisionale del problema assume valore 1 significa che la  $i$ -esima decisione è stata presa, mentre se assume valore 0 significa che l' $i$ -esima decisione è stata rigettata. Variabili di questo tipo sono dette **variabili binarie**, e problemi di programmazione lineare intera che trattano solo variabili binarie sono indicati come **problemi di programmazione binaria**.

Una azienda manifatturiera sta considerando la possibilità di espandersi costruendo una nuova fabbrica a Los Angeles, a San Francisco o in entrambe le città. Inoltre, vi è anche la possibilità di costruire un nuovo magazzino in al più una delle due città, ma solo se in questa è stata costruita anche la fabbrica. Il profitto che genererà la costruzione di una struttura, oltre al capitale necessario per l'investimento, è riportato per ciascuna di queste nella tabella di seguito (espresso in milioni di dollari). Sapendo che il capitale massimo a disposizione è 10 milioni di dollari, qual'è la combinazione di decisioni che genera il massimo profitto?

Decisione	Struttura da costruire	Luogo in cui costruire	Profitto ipotetico	Investimento necessario
1	Fabbrica	Los Angeles	9	6
2	Fabbrica	San Francisco	5	3
3	Magazzino	Los Angeles	6	5
4	Magazzino	San Francisco	4	2

Il problema può essere modellato come un problema di programmazione lineare intera binaria. Alla decisione di costruire ciascuna  $i$ -esima struttura viene associata una variabile binaria  $x_i$ : tale variabile assume valore 1 se si è deciso che l' $i$ -esima struttura va costruita mentre assume valore 0 se si è deciso che l' $i$ -esima struttura non va costruita. Sia  $Z$  la funzione obiettivo del problema, che corrisponde al profitto totale dato dalla costruzione da zero a quattro strutture. Il problema richiede di trovare la combinazione di decisioni che restituisca il massimo profitto, pertanto tale funzione deve venire massimizzata. Si ricordi inoltre che il capitale massimo a disposizione è 10 milioni di dollari, pertanto la spesa totale non può superare tale cifra. Si ottengono quindi l'espressione per  $Z$  ed un primo vincolo:

$Z = 9x_1 + 5x_2 + 6x_3 + 4x_4$

$6x_1 + 3x_2 + 5x_3 + 2x_4 \leq 10$

Le decisioni 3 e 4 sono mutualmente esclusive, dato che è stato imposto che venga costruito al più un solo magazzino. In altri termini, le variabili  $x_3$  e  $x_4$  non possono assumere contemporaneamente il valore 1, ma possono assumere contemporaneamente il valore 0. Tale costrizione può venire espressa aggiungendo al problema il vincolo  $x_3 + x_4 \leq 1$ . La decisione 3 dipende della decisione 1, perché la costruzione di un magazzino è ammessa solamente se nella stessa città viene costruita anche una fabbrica. In altri termini, se la variabile  $x_1$  vale 0 allora  $x_3$  deve valere per forza 0, ma se  $x_1$  vale 1 allora  $x_3$  può valere sia 0 che 1. Un ragionamento del tutto analogo può essere fatto per le decisioni 4 e 2 e le rispettive variabili decisionali. Tali costrizioni possono venire espresse aggiungendo al problema i vincoli  $x_3 \leq x_1$  e  $x_4 \leq x_2$ . Unificando tutti i vincoli rilevati, si ottiene il seguente problema di programmazione lineare intera binaria:

$\max Z = 9x_1 + 5x_2 + 6x_3 + 4x_4$

$6x_1 + 3x_2 + 5x_3 + 2x_4 \leq 10$

$x_3 + x_4 \leq 1$

$-x_1 + x_3 \leq 0$

$-x_2 + x_4 \leq 0$

$x_j \in \{0, 1\}$  per  $j = 1, 2, 3, 4$

## 3.2 Adattamento al modello di programmazione binaria

Vi sono diverse situazioni in cui le variabili binarie permettono di ridurre un problema complesso ad un problema di programmazione lineare intera binaria. Situazioni di questo tipo nascono quando la formulazione originaria del problema si adatta ad un modello di PLI ad eccezione di alcune condizioni che coinvolgono relazioni di tipo combinatorio del modello. Esprimendo queste relazioni in termini di domande a cui bisogna dare risposta sí-no, é possibile aggiungere delle variabili binarie ausiliare al modello per rappresentare queste decisioni riducendo il problema ad un problema di PLI mista.

### 3.2.1 Vincoli di tipo "either-of"

Si consideri il caso in cui, dati due vincoli, solo uno di questi deve essere soddisfatto, e non é necessario che sia soddisfatto anche l'altro. In altri termini, almeno una delle due uguaglianze/disuguaglianze deve essere vera, ma non necessariamente entrambe:

$$a_1x_1 + \dots + a_nx_n \begin{cases} \leq \\ \geq \\ = \end{cases} \alpha \qquad b_1x_1 + \dots + b_nx_n \begin{cases} \leq \\ \geq \\ = \end{cases} \beta$$

Una situazione di questo tipo non é esprimibile direttamente in termini di programmazione lineare, perché nel modello di programmazione lineare tutti i vincoli devono essere sempre soddisfatti.

Si assuma che la forma dei vincoli sia  $\leq$  (se non lo sono, é sempre possibile convertirli in tale forma). Sia  $M$  un numero positivo molto grande; aggiungendo  $M$  a destra di una disuguaglianza  $\leq$  che é noto essere verificata si ottiene una nuova disuguaglianza  $\leq$  anch'essa certamente verificata. Introducendo  $M$ , la coppia di vincoli può essere riscritta indifferentemente in uno dei due modi:

$$\begin{cases} a_1x_1 + \dots + a_nx_n \leq \alpha + M \\ b_1x_1 + \dots + b_nx_n \leq \beta \end{cases} \qquad \begin{cases} a_1x_1 + \dots + a_nx_n \leq \alpha \\ b_1x_1 + \dots + b_nx_n \leq \beta + M \end{cases}$$

L'idea é che aggiungendo  $M$  a destra di un vincolo lo si rende irrilevante, perché una soluzione che soddisfa gli altri vincoli del problema soddisfa certamente anche questo (naturalmente, si deve assumere che  $M$  sia abbastanza grande da non invalidare potenziali soluzioni ammissibili). Introducendo una variabile binaria ausiliaria  $y$ , le due forme della riscrittura possono essere riassunte in una sola:

$$\begin{cases} a_1x_1 + \dots + a_nx_n \leq \alpha + My \\ b_1x_1 + \dots + b_nx_n \leq \beta + M(1-y) \end{cases}$$

In questo modo, la variabile  $y$  annulla alternativamente la variabile  $M$  in uno dei due vincoli a seconda di quale valore assume, ed il vincolo in cui  $M$  permane viene reso irrilevante. In questo senso, la variabile binaria  $y$  rappresenta la decisione sí-no in merito a quale dei due vincoli é quello che si ha maggior interesse che venga soddisfatto, perché l'altro lo sarà sicuramente.

### 3.2.2 Devono essere soddisfatti $K$ degli $N$ vincoli presenti

Si consideri il caso di un modello che include un insieme di  $N$  vincoli, tali che solo  $K$  di questi devono essere soddisfatti (si assuma  $K < N$ ). Parte del processo di ottimizzazione é scegliere la combinazione dei  $K$  vincoli che permette alla funzione obiettivo di raggiungere i migliori valori possibili, mentre i rimanenti  $N-K$  vincoli vengono resi irrilevanti. Si noti come questa é semplicemente una generalizzazione della situazione precedente; infatti, quest'ultima si ottiene ponendo  $K = 1$  e  $N = 2$ .

Si assuma sempre che gli  $N$  vincoli siano nella forma  $\leq$ . Siano questi denotati come:

$$\begin{cases} f_1(x_1, x_2, \dots, x_n) \leq d_1 \\ \vdots \\ f_N(x_1, x_2, \dots, x_n) \leq d_N \end{cases}$$

Applicando la stessa logica del caso precedente, una formulazione equivalente al requisito che  $K$  di questi vincoli debbano essere soddisfatti é

$$\begin{cases} f_1(x_1, x_2, \dots, x_n) \leq d_1 + My_1 \\ \vdots \\ f_N(x_1, x_2, \dots, x_n) \leq d_N + My_N \\ \sum_{i=1}^N y_i = N-K \end{cases}$$

Dove  $y_i$  con  $i = 1, 2, \dots, N$  sono tutte variabili binarie ed  $M$  é un numero positivo molto grande. Per ciascun  $i$ -esimo vincolo, se la variabile  $y_i$  assume valore 0 il valore  $M$  viene annullato, rendendo tale vincolo equivalente a quello originale, mentre se assume valore 1 il valore  $M$  viene mantenuto, rendendo il vincolo sicuramente soddisfatto dalle soluzioni che soddisfano gli altri vincoli.

Poiché i vincoli sulle variabili  $y_i$  garantiscono che  $K$  di queste variabili siano uguali a 0 e  $N-K$  siano uguali ad 1,  $K$  dei vincoli originari saranno lasciati intatti e  $N-K$  verranno resi irrilevanti. La scelta di quali siano i  $K$  vincoli da dover essere mantenuti è demanata all'algoritmo risolutivo stesso.

### 3.2.3 Funzioni con $N$ possibili valori

Si consideri la situazione in cui una data funzione assuma uno fra  $N$  possibili valori. Si denoti un vincolo di questo tipo con

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \{d_1 \ d_2 \ \dots \ d_N\}$$

Come in precedenza, anche una situazione di questo tipo non può venire espressa direttamente in termini di programmazione lineare. Tale vincolo può però essere riscritto in una forma equivalente, compatibile con il modello di PLI, composta da una coppia di vincoli:

$$\begin{cases} f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \sum_{i=1}^N d_i y_i \\ \sum_{i=1}^N y_i = 1 \end{cases}$$

Dove  $y_i$  con  $i = 1, 2, \dots, N$  sono tutte variabili binarie. Il primo vincolo è il corrispettivo del vincolo originale, dove i valori  $d_i$  con  $i = 1, 2, \dots, N$  sono stati sostituiti da una sommatoria i cui elementi sono le variabili  $d_i$  e le variabili binarie ausiliarie  $y_i$ .

Il secondo vincolo impone che esattamente una sola variabile  $y_i$  assuma il valore 1 e tutte le altre assumano il valore 0, ed in questo modo tutti i valori  $d_i$  vengono annullati tranne uno; tale valore sarà il valore che viene assunto dalla funzione. In questo caso, ci sono  $N$  domande di tipo sí-no da porsi: il valore scelto è  $d_i$  con  $i = 1, 2, \dots, N$ ?

Il vincolo a sinistra per un ipotetico problema di programmazione lineare può essere riscritto in una forma equivalente come a destra, introducendo le tre variabili binarie  $y_1, y_2, y_3$ .

$$3x_1 + 2x_2 = \{6 \ 12 \ 18\}$$

$$\begin{cases} 3x_1 + 2x_2 = 6y_1 + 12y_2 + 18y_3 \\ y_1 + y_2 + y_3 = 1 \end{cases}$$

### 3.2.4 Problema del "fixed charge"

Si consideri una situazione in cui le variabili decisionali  $x_j$  con  $j = 1, 2, \dots, n$  di un problema di programmazione lineare rappresentino delle attività, a cui è associato un costo. Nel caso in cui l'attività in questione venga avviata, il suo costo totale è dato dalla somma di una spesa fissa legata all'inizializzazione di tale attività e ad un costo variabile, in genere proporzionale al livello dell'attività stessa. Nel caso in cui l'attività in questione non venga avviata, il suo costo è zero.

Il costo totale di una attività  $x_j$  con tali caratteristiche può rappresentato mediante la seguente funzione:

$$f_j(x_j) = \begin{cases} k_j + c_j x_j & \text{se } x_j > 0 \\ 0 & \text{se } x_j = 0 \end{cases}$$

Dove  $x_j$  denota il livello dell'attività  $j$ ,  $k_j$  denota il costo di setup della  $j$ -esima attività e  $c_j$  denota il costo per ogni unità incrementale della  $j$ -esima attività. La presenza del costo fisso  $k_j$  impedisce al problema di essere formulato direttamente come problema di programmazione lineare.

Si considerino allora  $n$  attività  $x_j$ , ciascuna con un costo di inizializzazione (con  $k_j \geq 0$  in ogni caso e  $k_j > 0$  per qualche  $j = 1, 2, \dots, n$ ). Se il portare a termine una attività implica un costo, allora il problema consiste nel minimizzare la funzione obiettivo

$$Z = f_1(x_1) + f_2(x_2) + \dots + f_n(x_n) = \sum_{j=1}^n f_j(x_j)$$

$$f_j(x_j) = \begin{cases} k_j + c_j x_j & \text{se } x_j > 0 \\ 0 & \text{se } x_j = 0 \end{cases}$$

sottostando ai vincoli del problema (quali che siano).

Questo problema può essere trasformato in un problema di PLI equivalente introducendo  $n$  variabili binarie ausiliarie  $y_i$  con  $i = 1, 2, \dots, n$ . Ciascuna variabile  $y_i$  rappresenta la decisione sí-no relativa all'intraprendere o al non intraprendere la  $i$ -esima attività. A tal fine, la funzione obiettivo  $Z$  può venire riscritta come:

$$Z = f_1(x_1) + f_2(x_2) + \dots + f_n(x_n) = \sum_{j=1}^n f_j(x_j) = \sum_{j=1}^n c_j x_j + k_j y_j$$

$$y_j = \begin{cases} 1 & \text{se } x_j > 0 \\ 0 & \text{se } x_j = 0 \end{cases}$$

Se la  $j$ -esima attività non viene intrapresa, ovvero se sia  $x_j$  che  $y_j$  sono uguali a 0, allora il costo per la  $j$ -esima attività è esso stesso 0.

Questa riscrittura non é però sufficiente a trasformare il problema originale in un problema PLI, perché la definizione di  $y_i$  sopra riportata non é esprimibile in termini di programmazione lineare. Occorre infatti compiere un ulteriore passo e tradurre la definizione di  $y_i$  come uno o più vincoli.

In tal senso, sia  $M$  un numero intero positivo molto grande. Introducendo  $n$  vincoli

$$x_j \leq My_j$$

per ciascun  $j = 1, 2, \dots, n$  si ha la certezza che  $y_j$  valga 1 invece che 0 ogni volta che  $x_j > 0$ .

Ora occorrerebbe introdurre uno o più vincoli che impongano che le variabili  $y_j$  assumano il valore 0 ogni volta che  $x_j$  vale 0. Tuttavia, per la natura stessa della funzione obiettivo, non é necessario esplicitare tale restrizione.

Si consideri infatti il caso in cui  $x_j = 0$ . Se  $k_j = 0$ , l'intera espressione  $c_jx_j + k_jy_j$  si annulla comunque, quindi la scelta di  $y_j$  é irrilevante. Se invece  $k_j > 0$ , scegliere  $y_j = 0$  annulla l'intera espressione, mentre scegliere  $y_j = 1$  restituisce il solo  $k_j$ , che per ipotesi é un valore positivo. Pertanto, dato che il problema é un problema di ottimizzazione di minimo, la scelta migliore per il valore di  $y_j$  quando  $x_j = 0$  e  $k_j > 0$  é sempre e comunque 0.

Una acciaieria sta valutando come ridurre l'inquinamento atmosferico prodotto dalle sue fornaci con la minima spesa possibile. Tali fornaci sono di due tipi: fornaci di fusione e fornaci a crogiolo aperto. L'inquinamento si presenta in tre forme: polveri sottili, ossido di zolfo e gas metano. Qual'é la percentuale di utilizzo che permette di minimizzare i costi ed al contempo di ridurre le emissioni nocive della quantità prefissata?

Sostanza inquinante	Quantità da eliminare	Riduzione a pieno regime	
Polveri sottili	25	12	9
Ossido di zolfo	50	35	42
Gas metano	75	37	53

Costo	Fusione	Crogiolo aperto
Spesa fissa	2	3
Spesa variabile	8	10

Sia  $x_1$  la percentuale di ottimizzazione impiegata per le fornaci a fusione, e sia  $x_2$  la percentuale di ottimizzazione impiegata per le fornaci a crogiolo aperto. Essendo delle percentuali, tali variabili devono assumere un valore compreso fra 0 e 1. Inoltre, la quantità di emissioni eliminate deve essere almeno pari alla quantità prefissata. Pertanto occorre introdurre i vincoli:

$$\begin{cases} 12x_1 + 9x_2 \geq 25 \\ 35x_1 + 42x_2 \geq 50 \\ 37x_1 + 53x_2 \geq 75 \end{cases}$$

$$\begin{cases} 0 \leq x_1 \leq 1 \\ 0 \leq x_2 \leq 1 \end{cases}$$

Il problema consiste quindi nel minimizzare la funzione:

$$Z = 8x_1 + 10x_2 + 2y_1 + 3y_2$$

$$\begin{cases} x_1 - My_1 \leq 0 \\ x_2 - My_2 \leq 0 \end{cases}$$

Dove  $y_1$  e  $y_2$  sono due variabili binarie, alle quali sono associati i vincoli necessari per rappresentare il costo fisso associato alla ottimizzazione delle fornaci. Il problema complessivo viene quindi definito come:

$$\min Z = 8x_1 + 10x_2 + 2y_1 + 3y_2$$

$$\begin{aligned} 12x_1 + 9x_2 &\geq 25 \\ 35x_1 + 42x_2 &\geq 50 \\ 37x_1 + 53x_2 &\geq 75 \\ x_1 &\geq 0 \\ x_1 &\leq 1 \\ x_1 - My_1 &\leq 0 \\ x_2 &\geq 0 \\ x_2 &\leq 1 \\ x_2 - My_2 &\leq 0 \end{aligned}$$

### 3.2.5 Rappresentare variabili intere come variabili binarie

Si supponga di avere un problema di PLI pura dove la maggior parte delle variabili sono variabili binarie ed una piccola parte sono variabili intere, che impediscono di risolvere il problema mediante algoritmi di programmazione lineare intera binaria (che sono molto più veloci degli algoritmi per la programmazione lineare generica).

Se le variabili intere in questione sono poche, è possibile aggirare il problema in maniera elegante è quello di usare la rappresentazione binaria per ognuna di queste. Nello specifico, se i limiti per una variabile intera sono  $0 \leq x \leq u$ , dove  $u$  è un numero compreso fra la  $N$ -esima e la  $N + 1$ -esima potenza di due, la rappresentazione binaria di  $x$  è:

$$x = \sum_{i=0}^N 2^i y_i$$

Dove le variabili  $y_i$  con  $i = 1, 2, \dots, N$  sono variabili binarie aggiuntive. Sostituendo questa rappresentazione binaria al posto di ognuna delle variabili intere, avendo cura di selezionare un insieme differente di variabili aggiuntive binarie per ciascuna di esse, l'intero problema si riduce ad un modello di programmazione binaria.

Si consideri un problema di PLI avente un certo numero di variabili binarie e due variabili intere  $x_1$  e  $x_2$ . Si supponga che ad entrambe le variabili siano associati dei vincoli di non negatività ed i seguenti vincoli funzionali:

$$\begin{cases} x_1 \leq 5 \\ 2x_1 + 3x_2 \leq 30 \end{cases}$$

Questi vincoli implicano che  $u = 5$  per  $x_1$  e  $u = 10$  per  $x_2$ . Quindi si ha  $N = 2$  per  $x_1$  (perché  $2^2 \leq 5 < 2^3$ ) e  $N = 3$  per  $x_2$  (perché  $2^3 \leq 10 < 2^4$ ). Pertanto, a queste variabili è possibile associare la seguente rappresentazione binaria:

$$\begin{aligned} x_1 &= \sum_{i=0}^2 2^i y_i = 2^0 y_0 + 2^1 y_1 + 2^2 y_2 = y_0 + 2y_1 + 4y_2 \\ x_2 &= \sum_{i=0}^3 2^i y_{i+3} = 2^0 y_3 + 2^1 y_4 + 2^2 y_5 + 2^3 y_6 = y_3 + 2y_4 + 4y_5 + 8y_6 \end{aligned}$$

Sostituendo tale rappresentazione nei vincoli, si ottiene un problema di programmazione lineare intera in cui figurano solo ed esclusivamente variabili binarie:

$$\begin{cases} y_0 + 2y_1 + 4y_2 \leq 5 \\ 2y_0 + 4y_1 + 8y_2 + 3y_3 + 6y_4 + 12y_5 + 24y_6 \leq 30 \end{cases}$$

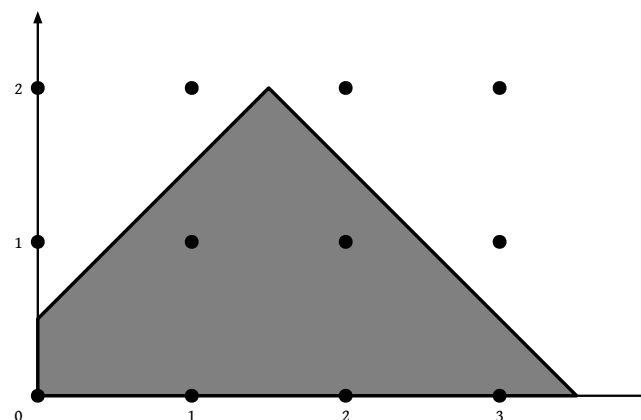
## 3.3 Metodo Branch-and-Bound per la programmazione binaria

L'unica significativa distinzione fra i problemi di programmazione lineare ed i problemi di programmazione binaria è nel dominio dal quale tali variabili provengono. Infatti, tutte le altre ipotesi che sostengono i due modelli (proporzionalità, additività, certezza) sono le medesime. Dato che la differenza fra i due modelli sembrerebbe essere marginale, ci si chiede allora cosa accadrebbe se si tentasse di risolvere un problema di programmazione binaria semplicemente applicando il metodo del simplesso, così come è stato formulato in precedenza.

Innanzitutto, occorre puntualizzare come il metodo del simplesso sfrutti l'esistenza di una regione ammissibile di un piano  $n$ -dimensionale, avente vertici che sono a loro volta potenziali soluzioni ottimali (anzi, sono proprio tali soluzioni ad essere le uniche che il metodo del simplesso prende in considerazione). Nel caso della programmazione binaria, questo non si verifica sempre, perché gli estremi della regione ammissibile non sono necessariamente numeri interi, e quindi non sono necessariamente soluzioni ammissibili.

Si potrebbe pensare di aggirare questo sveniente approssimando, se necessario, la soluzione ottimale restituita dal metodo del simplesso applicato al problema di programmazione binaria alla soluzione intera più vicina. Tuttavia, questo approccio non garantisce di restituire una soluzione ammissibile, dato che la soluzione intera più vicina a quella restituita dal metodo del simplesso potrebbe non essere parte della regione ammissibile.

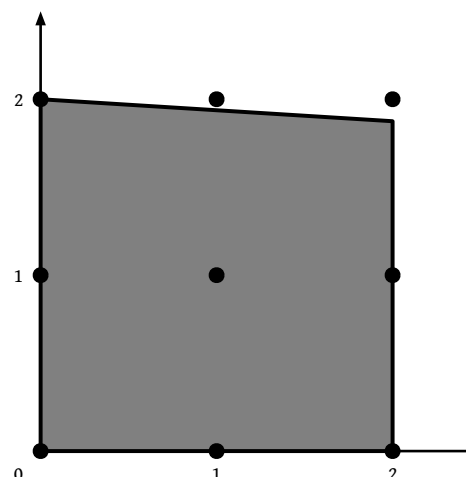
$$\begin{aligned} Z &= x_2 \\ -x_1 + x_2 &\leq \frac{1}{2} \\ x_1 + x_2 &\leq \frac{7}{2} \\ x_1 &\geq 0, \quad x_2 \geq 0 \\ x_1, x_2 &\in \mathbb{Z} \end{aligned}$$



Si consideri il problema di programmazione lineare intera sopra presentato. Se si tralascia il vincolo che ciascuna variabile debba essere intera e si applica il metodo del simplesso, si ottiene la soluzione  $(\frac{3}{2}, 2)$ . Si noti però come approssimare tale soluzione ad una delle due soluzioni intere più vicine, sia questa  $(1, 2)$  o  $(2, 2)$ , restituisce comunque una soluzione non ammissibile.

Inoltre, anche ammesso che la soluzione intera più vicina a quella restituita dal metodo del simplesso sia contenuta nella regione ammissibile del problema, non vi è garanzia che tale soluzione intera sia la soluzione ottimale.

$$\begin{aligned} Z &= x_1 + 5x_2 \\ x_1 + 10x_2 &\leq 20 \\ x_1 &\leq 2 \\ x_1 &\geq 0, \quad x_2 \geq 0 \\ x_1, x_2 &\in \mathbb{Z} \end{aligned}$$



Si consideri il problema di programmazione lineare intera sopra presentato. Se si tralascia il vincolo che ciascuna variabile debba essere intera e si applica il metodo del simplesso, si ottiene la soluzione  $(2, \frac{9}{5})$ , alla quale è associato il valore della funzione obiettivo  $Z = 11$ . Approssimando tale soluzione alla soluzione intera più vicina si ottiene la soluzione ammissibile  $(2, 1)$ . Questa è però molto lontana dall'essere la soluzione ottima del problema, che è  $(0, 2)$ . Infatti, per la soluzione  $(2, 1)$  si ha  $Z = 7$ , mentre per la soluzione  $(0, 2)$  si ha  $Z = 10$ .

Il fatto che i problemi di programmazione binaria abbiano un numero di soluzioni finito potrebbe indurre a pensare che questi possano essere risolti semplicemente per esaurimento, ovvero calcolando il valore della funzione obiettivo per ciascuna possibile soluzione ammissibile e cercando quella che ne massimizza o ne minimizza il valore. Questo è certamente vero, ma occorre ricordare che il numero di soluzioni ammissibili di un problema di programmazione lineare aumenta esponenzialmente con l'aumentare delle variabili, e anche per problemi di dimensione contenuta valutare ogni singola soluzione possibile sarebbe impraticabile.

Si consideri un problema di programmazione lineare intera avente  $n = 100$  variabili binarie e nessun vincolo. Il numero totale di possibili soluzioni di tale problema è pari a  $2^{100} = 1,26 \times 10^{30}$ . Assumendo che il valore della funzione obiettivo restituito da una soluzione possa essere calcolato in  $10^{-11}$  secondi (stima estremamente generosa), per controllare ogni singola soluzione di tale problema sarebbero comunque necessari circa 400 anni di computazione ininterrotta.

Tale approccio funzionerebbe se fosse possibile ridurre il numero di potenziali soluzioni ottimali ad una quantità sufficientemente maneggevole. Il metodo **Branch-and-Bound**, presentato di seguito, opera precisamente in questo modo. Tale metodo partiziona l'intero insieme delle soluzioni ammissibili in insiemi sempre più piccoli, determina un limite superiore per la soluzione del problema nel sottoinsieme e scarta i sottoinsiemi che non possono contenere la soluzione ottima. Queste tre fasi vengono chiamate rispettivamente **branching**, **bounding** e **fathoming**.

- Un singolo passo di branching prevede di fissare il valore di una delle variabili e considerare tutti i sottoproblemi che ne conseguono. Nel caso della programmazione binaria una variabile può assumere soltanto due valori, pertanto un passo di branching applicato ad un problema di programmazione binaria genera due sottoproblemi ad ogni iterazione.

La variabile che viene usata per eseguire questa suddivisione ad ogni iterazione fissandone il valore è chiamata **variabile di branching**. La scelta di una certa variabile di branching piuttosto che un'altra non inficia la correttezza del metodo branch-and-bound, ma solo la velocità con la quale questo viene terminato. Sebbene esistano diverse procedure raffinate con le quali stimare quale sia la variabile di branching che farà terminare il metodo più in fretta possibile, per semplicità è possibile scegliere sempre la  $i$ -esima variabile per la  $i$ -esima iterazione.

I sottoproblemi che vengono mano a mano generati possono essere descritti mediante una struttura ad albero, chiamata **albero delle soluzioni**. Ciascun nodo rappresenta il valore a cui una certa variabile viene fissata, ciascun  $i$ -esimo livello dell'albero rappresenta i valori assunti dalla variabile  $i$ -esima e ciascun arco rappresenta la generazione di un nuovo sottoproblema.

- Per ciascun sottoproblema costruito a partire dalla fase di branching si deve ottenere un limite (*bound*) su quanto buona possa essere la migliore soluzione ammissibile. Il metodo standard per fare questo consiste nel compiere un **rilassamento** del sottoproblema, ovvero sostituirne una ipotesi con un'altra meno stringente. Nel caso della programmazione binaria, il rilassamento più usato prevede di imporre che le variabili possano anche assumere valori reali e non solo valori binari; in questo modo, una soluzione al sottoproblema può essere ottenuta applicando il metodo del semplice.

Come già detto in precedenza, tale soluzione non sarà necessariamente intera e nemmeno necessariamente ottimale, ma ciò che interessa è l'utilizzarla come limite. Infatti, se il problema originale è un problema di ottimizzazione di massimo, la sua soluzione ottimale non potrà mai restituire un valore della funzione obiettivo superiore a quello della soluzione ottenuta dal problema rilassato (usando il metodo del semplice). Allo stesso modo, se è un problema di ottimizzazione di minimo, la sua soluzione ottimale non potrà mai restituire un valore della funzione obiettivo inferiore a quello della soluzione ottenuta dal problema rilassato.

La migliore soluzione ammissibile finora trovata per il problema originario prende il nome di **soluzione incombente**. Di tale soluzione si ha interesse a memorizzare il relativo valore della funzione obiettivo, indicato con  $Z^*$ . Inizialmente, a tale quantità viene assegnato  $-\infty$ , e nel corso delle successive iterazioni tale valore viene migliorato.

- Un sottoproblema può essere soppresso (*fathomed*) se rispetta diversi criteri. Innanzitutto, se il metodo del semplice applicato ad un sottoproblema rilassato restituisce una soluzione avente bound inferiore a quello della soluzione incombente, allora tale problema può essere scartato, perché le soluzioni ottimali che tale sottoproblema e tutti i sottoproblemi che ne derivano non forniranno mai soluzioni migliori di quella incombente.

Inoltre, se il metodo del semplice applicato ad un sottoproblema rilassato restituisce direttamente una soluzione intera, tale soluzione sarà anche la soluzione ottimale per il problema non rilassato. In questo caso, qualsiasi rilassamento ulteriore del sottoproblema non porterà mai ad una soluzione migliore di quanto questa possa essere. Inoltre, se tale soluzione intera ha un valore della funzione obiettivo maggiore di quello della soluzione incombente attuale, allora la soluzione intera in questione può essere scelta come nuova soluzione incombente.

Infine, molto semplicemente, se un sottoproblema non ha alcuna soluzione ammissibile può essere scartato, perché anche tutti i sottoproblemi che ne derivano non ne avranno.

Alla luce di quanto detto finora, è possibile esporre l'algoritmo per l'applicazione del metodo branch-and-bound ai problemi di programmazione binaria:

1.  $Z^*$ , il valore della funzione obiettivo per la soluzione incombente, viene inizializzato a  $-\infty$ ;
2. Se il problema originale è un problema di ottimizzazione di minimo, lo si converta in un problema di ottimizzazione di massimo equivalente;
3. Si convertano tutti i vincoli del problema originale nella forma  $x_j \in \{0, 1\}$  in vincoli nella forma  $0 \leq x_j \leq 1$ .
4. *Branching*. Si scelga uno fra tutti i possibili sottoproblemi ancora aperti (se questa è la prima iterazione, il problema è uno solo e coincide con il problema originale). Si fissi il valore della  $i$ -esima variabile, generando così due sottoproblemi;
5. *Bounding*. Per ogni nuovo sottoproblema si ottenga un limite superiore alla soluzione del problema originale applicando il metodo del semplice al sottoproblema rilassato. Se la soluzione approssimata così ottenuta non fornisce un valore intero per la soluzione obiettivo, tale valore viene approssimato per difetto;
6. *Fathoming*. Per ogni nuovo sottoproblema si valuti se è possibile scartarlo. Questo avviene se è rispettato uno dei tre criteri:
  - Il sottoproblema rilassato non possiede alcuna soluzione ottima;
  - La soluzione fornita dal sottoproblema rilassato restituisce un valore per la funzione obiettivo inferiore a quello della soluzione incombente;
  - La soluzione fornita dal sottoproblema rilassato è una soluzione intera.
7. Se la soluzione approssimata fornita dal sottoproblema rilassato è una soluzione intera ed il valore della funzione obiettivo a questa associata è superiore al valore di  $Z^*$ , tale valore sostituisce  $Z^*$ ;
8. Se vi sono ancora dei sottoproblemi da eliminare, l'algoritmo riprende dal punto 4, altrimenti si procede oltre;
9. L'algoritmo termina e  $Z^*$  è il valore della funzione obiettivo associato alla soluzione ottimale. Tale soluzione può venire eventualmente ricostruita ripercorrendo a ritroso l'albero delle soluzioni.







# Capitolo 4

## Programmazione nonlineare

### 4.1 Modello di programmazione nonlineare

Sebbene l'ipotesi di linearità permetta di semplificare notevolmente il modello di programmazione lineare, in diverse classi di problemi questa assunzione rende il modello troppo semplicistico. In questi casi, occorre rinunciare all'ipotesi di linearità e ammettere che uno o più elementi del modello (la funzione obiettivo, i vincoli o entrambi) possano essere funzioni non lineari. Questo significa che, in modelli di questo tipo, nella funzione obiettivo e/o nei vincoli possono comparire variabili di grado superiore al primo.

Problemi in cui la funzione obiettivo e/o uno o più vincoli sono funzioni non lineari prendono il nome di **problemi di programmazione non-lineare (PNL)**. La forma standard di problemi di programmazione nonlineare è essenzialmente la medesima dei problemi di programmazione lineare:

$$\text{Determinare } \mathbf{x}^* = (x_1, x_2, \dots, x_n) \text{ tale da massimizzare } f(\mathbf{x}) \text{ soggetto ai vincoli } \begin{cases} g_i(\mathbf{x}) \leq b_i & i = 1, 2, \dots, m \\ \mathbf{x} \geq 0 \end{cases}$$

Dove  $f(\mathbf{x})$  e  $g_i(\mathbf{x})$  sono funzioni note nelle  $n$  variabili decisionali.

La programmazione nonlineare presenta diverse sfide in più rispetto alla programmazione lineare. Innanzitutto, il metodo del simplesso risulta inapplicabile perché la natura della regione ammissibile non è la medesima della programmazione lineare.

Se un problema di programmazione matematica presenta un vincolo non lineare, la regione ammissibile non è più un politopo convesso, perché uno o più lati di quest'ultima sono composti da coniche. Questo significa non solo che la soluzione ottimale potrebbe non trovarsi su uno dei vertici della regione ammissibile, ma che quest'ultima potrebbe non avere alcun vertice.

D'altro canto, se un problema di programmazione matematica presenta una funzione obiettivo non lineare, il valore ottimale della funzione obiettivo non è più dato dall'intersezione di un piano  $n$ -dimensionale con la regione ammissibile ma dall'intersezione di una conica  $n$ -dimensionale. Questo significa non solo che la soluzione ottimale potrebbe non trovarsi su uno dei vertici della regione ammissibile, ma che la soluzione ottimale potrebbe non trovarsi nemmeno sulla frontiera di quest'ultima.

Più in generale, il problema sussiste perché i vincoli funzionali di un problema di programmazione nonlineare non sono necessariamente funzioni convesse. Dato che la regione ammissibile di un problema di programmazione matematica è data dall'intersezione dei vincoli, se tali vincoli non sono funzioni convesse allora la regione ammissibile non sarà un insieme convesso. Se questo accade, un massimo locale nella regione ammissibile non è necessariamente anche un massimo globale, e gli algoritmi di programmazione nonlineare non sono in grado di fare distinzione tra i due <sup>1</sup>.

Data una funzione  $f(x)$ , siano  $x_p$  e  $x_q$  due punti appartenenti all'intervallo  $[a, b] \subseteq \text{Dom}(f(x))$  tali per cui  $x_p < x_q$ . Sia poi  $\lambda$  un qualsiasi valore strettamente compreso fra 0 e 1. Se vale la disuguaglianza in basso a sinistra, la funzione  $f(x)$  è detta **convessa nell'intervallo  $[a, b]$** ; se vale invece quella in basso a destra, è detta **concava nell'intervallo  $[a, b]$** :

$$f(\lambda x_q + (1-\lambda)x_p) \leq \lambda f(x_q) + (1-\lambda)f(x_p)$$

$$f(\lambda x_q + (1-\lambda)x_p) \geq \lambda f(x_q) + (1-\lambda)f(x_p)$$

Le definizioni di funzione concava e funzione convessa in un intervallo non sono mutualmente esclusive. Infatti, una funzione potrebbe non essere né concava né convessa in un intervallo così come essere sia concava sia convessa in un intervallo.

Più in generale, una funzione viene semplicemente detta **funzione convessa** se è convessa su tutto il suo dominio; allo stesso modo, una funzione viene semplicemente detta **funzione concava** se è concava su tutto il suo dominio.

**Criterio di concavità e convessità per funzioni ad una variabile.** Una funzione ad una variabile due volte derivabile è convessa in un intervallo se la sua derivata seconda è nulla o negativa in tutti i punti di tale intervallo. Similmente, tale funzione è concava in un intervallo se la sua derivata seconda è nulla o positiva in tutti i punti di tale intervallo.

Si noti come la non esistenza della derivata seconda di una funzione ad una variabile in un intervallo non implichi l'impossibilità di determinare in toto se questa sia concava o convessa in tale intervallo. Infatti, sebbene il criterio sopra presentato non sia applicabile, la definizione di concavità/convessità potrebbe essere comunque rispettata.

Sostituendo i punti  $x_p$  e  $x_q$  nelle definizioni di concavità e convessità con i vettori  $n$ -dimensionali  $\mathbf{x}_p$  e  $\mathbf{x}_q$ , si estendono tali definizioni alle funzioni a più di una variabile:

$$f(\lambda \mathbf{x}_q + (1-\lambda)\mathbf{x}_p) \leq \lambda f(\mathbf{x}_q) + (1-\lambda)f(\mathbf{x}_p)$$

$$f(\lambda \mathbf{x}_q + (1-\lambda)\mathbf{x}_p) \geq \lambda f(\mathbf{x}_q) + (1-\lambda)f(\mathbf{x}_p)$$

1. La distinzione fra massimi locali e massimi globali non si presentava nel caso della programmazione lineare. Questo avviene perché, come dimostrato in precedenza, le funzioni lineari sono sempre convesse (e anche sempre concave), pertanto la regione ammissibile di un problema di programmazione lineare è sempre un insieme convesso.

**Criterio di concavità e convessità per funzioni a più variabili.** Una funzione ad  $n$  variabili per la quale esistono tutte le derivate parziali seconde è convessa in un intervallo se la sua matrice Hessiana è semidefinita positiva per tutti i punti che appartengono a tale intervallo. Similmente, tale funzione è concava in un intervallo se la sua matrice Hessiana è semidefinita negativa per tutti i punti che appartengono all'intervallo.

Data la funzione  $f(x, y) = x^2 - 2xy + y^2$ , se ne calcoli la matrice Hessiana:

$$H = \begin{bmatrix} \frac{\partial^2 f(x, y)}{\partial x^2} & \frac{\partial^2 f(x, y)}{\partial x \partial y} \\ \frac{\partial^2 f(x, y)}{\partial y \partial x} & \frac{\partial^2 f(x, y)}{\partial y^2} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \frac{\partial}{\partial x} \left( \frac{\partial}{\partial x} (x^2 - 2xy + y^2) \right) & \frac{\partial}{\partial y} \left( \frac{\partial}{\partial x} (x^2 - 2xy + y^2) \right) \\ \frac{\partial}{\partial x} \left( \frac{\partial}{\partial y} (x^2 - 2xy + y^2) \right) & \frac{\partial}{\partial y} \left( \frac{\partial}{\partial y} (x^2 - 2xy + y^2) \right) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \frac{\partial}{\partial x} (2x - 2y) & \frac{\partial}{\partial y} (2x - 2y) \\ \frac{\partial}{\partial x} (-2x + 2y) & \frac{\partial}{\partial y} (-2x + 2y) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 2 & -2 \\ -2 & 2 \end{bmatrix}$$

Tale matrice è semidefinita positiva. Infatti:

$$z^T H z = \begin{bmatrix} x & y \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 2 & -2 \\ -2 & 2 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x \\ y \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 2x - 2y & -2x + 2y \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x \\ y \end{bmatrix} = (2x - 2y)x + (-2x + 2y)y = 2x^2 - 4xy + 2y^2 = 2(x - y)^2$$

Che è una quantità non negativa per qualsiasi valore di  $x$  e di  $y$ . La funzione  $f(x, y)$  è allora una funzione convessa.

Se  $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$  è una funzione convessa, allora  $-f(x_1, x_2, \dots, x_n)$  è una funzione concava, e viceversa.

**Dimostrazione.** Sia  $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$  una funzione convessa. Allora, per qualsiasi  $x_p, x_q \in \text{Dom}(f)$  e per qualsiasi  $\lambda \in (0, 1)$ , deve valere:

$$f(\lambda x_q + (1 - \lambda)x_p) \leq \lambda f(x_q) + (1 - \lambda)f(x_p)$$

Moltiplicando ambo i membri per  $-1$ , si ha:

$$-(f(\lambda x_q + (1 - \lambda)x_p)) \geq -(\lambda f(x_q) + (1 - \lambda)f(x_p)) \Rightarrow -f(\lambda x_q + (1 - \lambda)x_p) \geq \lambda(-f(x_q)) + (1 - \lambda)(-f(x_p))$$

Che è la definizione di funzione concava per  $-f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ . La dimostrazione in senso inverso è sostanzialmente analoga.

La somma di più funzioni convesse è una funzione convessa; la somma di più funzioni concave è una funzione concava.

I massimi locali di una funzione convessa sono anche massimi globali; I minimi locali di una funzione concava sono anche minimi globali.

Una funzione lineare è sempre sia concava sia convessa.

**Dimostrazione.** La derivata seconda di una funzione lineare generica ad una variabile  $ax + b$  è sempre nulla:

$$\frac{d^2 f}{dx^2}(ax + b) = \frac{df}{dx} \left( \frac{df}{dx}(ax + b) \right) = \frac{df}{dx} \left( \frac{df}{dx}(ax) + \frac{df}{dx}(b) \right) = \frac{df}{dx}(a + 0) = 0$$

Pertanto, per definizione, la sua derivata seconda è sempre sia positiva o nulla (quindi è convessa) e sempre sia negativa o nulla (quindi è concava).

Vi sono diverse classi di problemi di programmazione non lineare, a seconda delle caratteristiche di  $f(\mathbf{x})$  e  $g_i(\mathbf{x})$ . Per ciascuna di queste, esistono algoritmi ad hoc in grado di risolverli.

4.2 Ottimizzazione non vincolata in una sola variabile

Il caso piú semplice di programmazione nonlineare é un problema di ottimizzazione in una sola variabile, senza vincoli e dove la funzione obiettivo  $f(x)$  é concava. In questo caso, la soluzione ottimale é la soluzione (o le soluzioni) che rendono nulla la derivata prima della funzione obiettivo.

$$x^* = \frac{df}{dx}f(x)$$

Se la funzione  $f(x)$  é sufficientemente semplice, tale valore può essere calcolato analiticamente. Se la funzione é particolarmente ostica, é comunque possibile ottenere una approssimazione della soluzione ottima applicando specifici algoritmi. Algoritmi di questo tipo si basano sul costruire una sequenza di punti che convergono ad una soluzione ottima. Ad ogni iterazione, a partire dal punto corrente si esegue una ricerca sistematica che culmina con l'identificazione di un punto migliore. La procedura termina quando viene ottenuta un'approssimazione della soluzione ottima sufficientemente buona.

4.2.1 Metodo di bisezione

Sia  $f(x)$  una funzione continua e derivabile. Dalla definizione di derivata, si ha:

$$\frac{df(x)}{dx} > 0 \text{ se } x < x^* \qquad \frac{df(x)}{dx} = 0 \text{ se } x = x^* \qquad \frac{df(x)}{dx} < 0 \text{ se } x > x^*$$

Sia  $x'$  una certa approssimazione della soluzione ottima. Se la derivata prima valutata in  $x'$  é positiva, allora  $x'$  é inferiore alla soluzione ottima. Questo significa che qualsiasi punto nell'intervallo  $[x', x^*)$  é una migliore approssimazione per  $x^*$  di quanto possa esserlo  $x'$ . Allo stesso modo, se la derivata prima valutata in  $x'$  é negativa, allora  $x'$  é superiore alla soluzione ottima. Questo significa che qualsiasi punto nell'intervallo  $(x^*, x']$  é una migliore approssimazione per  $x^*$  di quanto possa esserlo  $x'$ . Il **metodo di bisezione** si basa sul ripetere questo processo di raffinamento fino ad ottenere una approssimazione della soluzione ottima che dista da questo meno di un valore fissato  $\epsilon$ . Indicando con  $x_L$  una approssimazione per difetto di  $x^*$  e con  $x_R$  una approssimazione per eccesso di  $x^*$ , l'algoritmo procede come segue:

- 1. Si fissi un certo  $\epsilon$ ;
- 2. Si calcolino due valori iniziali per  $x_L$  e per  $x_R$ . Tali valori devono essere scelti tali per cui la funzione é continua in  $[x_L, x_R]$  e  $f(x_L)$  e  $f(x_R)$  hanno segno opposto;
- 3. Si calcoli l'approssimazione  $x'$  di  $x^*$  come  $x' = x_R - x_L / 2$ ;
- 4. Si calcoli la derivata prima di  $f(x)$  nel punto  $x'$ . Se tale valore é positivo, allora  $x_L$  viene sostituito con  $x'$ , mentre se é negativo  $x_R$  viene sostituito con  $x'$ ;
- 5. Se  $x_R - x_L < 2\epsilon$ , allora l'algoritmo termina, perché  $x'$  é una approssimazione accettabile di  $x^*$ . Altrimenti, si riprende dal punto 3.

Si voglia calcolare un valore ottimo della funzione  $f(x) = 12x - 3x^4 - 2x^6$ . La derivata prima di tale funzione é  $f'(x) = 12(1 - x^3 - x^5)$ , mentre la derivata seconda é  $f''(x) = -12(3x^2 + 5x^4)$ . Si noti come non sia possibile ricavare analiticamente il valore ottimo della funzione, ovvero calcolare direttamente lo zero della derivata prima, perché tale funzione é un polinomio di quinto grado. Essendo però  $f(x)$  concava, dato che la derivata seconda é sempre negativa, é possibile applicare il metodo di bisezione. Si fissi  $\epsilon = 0.01$ . Come valori iniziali per  $x_L$  e  $x_R$  é possibile utilizzare rispettivamente i valori -1 e 2: infatti,  $f(-1) = 36$  e  $f(2) = -24$ . Il valore  $x'$  viene allora inizializzato a  $(2 + (-1)) / 2 = 0.5$ . Applicando il metodo di bisezione, si ottiene il valore approssimato per  $x^*$  pari a 0.833984375

Iterazione	Derivata in $x'$	$x_L$	$x_R$	Nuovo $x'$
0		-1	2	0.5
1	+10.13	0.5	2	1.25
2	-48.06	0.5	1.25	0.875
3	-2.19	0.5	0.875	0.6875
4	+6.26	0.6875	0.875	0.78125
5	+2.79	0.78125	0.875	0.828125
6	+0.51	0.828125	0.875	0.8515625
7	-0.78	0.828125	0.8515625	0.83984375
8	-0.12	0.828125	0.83984375	0.833984375

### 4.2.2 Metodo di Newton

Il metodo di bisezione é molto semplice, ma converge molto lentamente ad una soluzione ottima. Un metodo tanto piú veloce quanto piú complesso, che fa uso della derivata seconda della funzione da massimizzare, é il cosiddetto **Metodo di Newton**.

L'idea alla base del metodo di Newton é quella di approssimare, nell'intorno del punto corrente, la funzione  $f(x)$  con una funzione quadratica, e poi massimizzare (o minimizzare) la funzione approssimata per ottenere un nuovo punto. Questa **approssimazione quadratica** viene fatta troncando la serie di Taylor al secondo termine. In particolare, se  $x_i$  é l'approssimazione di  $x^*$  alla  $i$ -esima iterazione, allora la serie di Taylor troncata per  $x_{i+1}$  é:

$$f(x_{i+1}) \approx f(x_i) + f'(x_i)(x_{i+1} - x_i) + \frac{f''(x_i)(x_{i+1} - x_i)^2}{2}$$

Il punto  $x_i$  é fissato all'inizio della  $i$ -esima iterazione, e quindi le quantità  $f(x_i)$ ,  $f'(x_i)$  e  $f''(x_i)$  sono costanti nella funzione approssimante a destra. Quindi, essa é una funzione quadratica nella variabile  $x_{i+1}$ . Inoltre, questa funzione quadratica é una buona approssimazione di  $f(x_{i+1})$  nell'intorno di  $x_i$  ed il suo valore e quello della sua derivata prima e seconda sono esattamente gli stessi per  $x_{i+1} = x_i$ .

Tale funzione quadratica può essere massimizzata nella maniera consueta ponendo uguale a zero la sua derivata prima e risolvendo per  $x_{i+1}$ . Questa derivata prima allora:

$$\frac{d}{dx}(f(x_{i+1})) \approx \frac{d}{dx}\left(f(x_i) + f'(x_i)(x_{i+1} - x_i) + \frac{f''(x_i)(x_{i+1} - x_i)^2}{2}\right) \approx f'(x_{i+1}) \approx f'(x_i) + f''(x_i)(x_{i+1} - x_i)$$

Imponendo che la derivata prima della funzione a destra sia zero e risolvendo per  $x_{i+1}$ , si ottiene:

$$f'(x_{i+1}) = 0 \Rightarrow f'(x_i) + f''(x_i)(x_{i+1} - x_i) = 0 \Rightarrow f'(x_i) + f''(x_i)x_{i+1} - f''(x_i)x_i = 0 \Rightarrow f''(x_i)x_{i+1} = f''(x_i)x_i - f'(x_i) \Rightarrow x_{i+1} = x_i - \frac{f'(x_i)}{f''(x_i)}$$

Il metodo termina quando la distanza fra  $x_{i+1}$  e  $x_i$  é inferiore ad un valore fissato  $\varepsilon$ . L'algoritmo procede come segue:

1. Si fissi un certo  $\varepsilon$ ;
2. Si ponga  $i = 1$ ;
3. Si scelga un punto iniziale  $x_1$ ;
4. Si calcolino  $f'(x_i)$  e  $f''(x_i)$ ;
5. Si calcoli  $x_{i+1}$  come  $x_i - (f'(x_i) / f''(x_i))$ ;
6. Se  $|x_{i+1} - x_i| \leq \varepsilon$ , allora l'algoritmo termina, perché  $x + 1$  é una approssimazione accettabile di  $x^*$ . Altrimenti, si aumenta  $i$  di 1 e si riprende dal punto 4.

Il problema precedente può essere affrontato applicando il metodo di Newton, ottenendo un'approssimazione per  $x^*$  molto piú rapidamente di quanto possa fare il metodo di bisezione. Fissato  $\varepsilon = 0.00001$ , si ha:

$$x_{i+1} = x_i - \frac{f'(x_i)}{f''(x_i)} = x_i - \frac{12(1 - x_i^3 - x_i^5)}{-12(3x_i^2 + 5x_i^4)} = x_i + \frac{1 - x_i^3 - x_i^5}{3x_i^2 + 5x_i^4}$$

Iterazione	$x_i$	$f'(x_i)$	$f''(x_i)$	$x_{i+1}$
1	1	-12	-96	0.875
2	0.875	-2.1940	-62.733	0.84003
3	0.84003	-0.1325	-55.279	0.83763
4	0.83763	-0.0006	-54.795	0.83762

### 4.3 Ottimizzazione non vincolata in piú variabili

Si consideri ora il problema di massimizzare una funzione  $f(\mathbf{x})$  a piú variabili, con  $\mathbf{x} = (x_1, x_2, \dots, x_n)$ , in cui non esistono vincoli sui valori ammissibili. In questo caso, la soluzione ottimale é la soluzione (o le soluzioni) che rendono nulle tutte le derivate parziali della funzione obiettivo. Sia  $f(\mathbf{x})$  una funzione in  $n$  variabili. Il vettore avente per componenti le derivate  $n$  parziali prime di  $f(\mathbf{x})$  prende il nome di **vettore gradiente**, o semplicemente **gradiente**:

$$\nabla f(\mathbf{x}) = \left( \frac{\partial f}{\partial x_1}, \frac{\partial f}{\partial x_2}, \dots, \frac{\partial f}{\partial x_n} \right)$$

Se  $f(\mathbf{x})$  é differenziabile nel punto  $\mathbf{x}_0$ , allora esiste  $\nabla f(\mathbf{x}_0)$ , altrimenti il gradiente della funzione in tale punto non é definito.

Se la funzione  $f(\mathbf{x})$  è sufficientemente semplice ed è differenziabile nell'intorno di  $\mathbf{x}^*$ , il suo massimo può essere calcolato semplicemente ponendo a zero tutte le componenti di  $\nabla f(\mathbf{x})$  e risolvendo per ciascuna  $x_i$ . Se questo non è possibile, una soluzione approssimata può essere comunque ricavata applicando specifici algoritmi.

In tal senso, si ricordi che per definizione di gradiente la variazione infinitesimale di  $\mathbf{x}$  che massimizza il tasso a cui la funzione  $f(\mathbf{x})$  cresce è una variazione proporzionale a  $\nabla f(\mathbf{x})$ . Una efficiente procedura di ricerca consisterebbe quindi nel "muoversi" nella direzione del gradiente identificando punti di  $f(\mathbf{x})$  in cui il gradiente è sempre più vicino allo zero per tutte le sue componenti.

Di norma non sarebbe pratico modificare  $\mathbf{x}$  continuamente nella direzione di  $\nabla f(\mathbf{x})$ , perché questo richiederebbe di ricalcolare tutte le componenti del vettore gradiente ad ogni iterazione. Un approccio migliore consiste nel fissare una direzione, modificare soltanto la componente associata a tale direzione per poi passare ad un'altra.

Sia  $\mathbf{x}'$  una certa approssimazione della soluzione ottima. Con questo approccio, ad ogni iterazione tale approssimazione viene sostituita con  $\mathbf{x}' + t^* \nabla f(\mathbf{x}')$ , dove  $t^*$  è il valore (positivo) che massimizza la quantità  $f(\mathbf{x}' + t \nabla f(\mathbf{x}'))$ :

$$f(\mathbf{x}' + t^* \nabla f(\mathbf{x}')) = \max\{f(\mathbf{x}' + t \nabla f(\mathbf{x}'))\}$$

Si noti che  $f(\mathbf{x}' + t \nabla f(\mathbf{x}'))$  è semplicemente  $f(\mathbf{x})$  dove:

$$x_j = x'_j + t \left( \frac{\partial f}{\partial x_j} \right)_{\mathbf{x}=\mathbf{x}'} \text{ per } j = 1, 2, \dots, n$$

e che queste espressioni per  $x_j$  dipendono solo da quantità costanti e da  $t$ , quindi la funzione  $f(\mathbf{x})$  è una funzione nella sola variabile  $t$ . Tale procedura viene ripetuta finché l'approssimazione ottenuta per tutte le componenti del gradiente restituisce un valore inferiore ad una soglia  $\varepsilon$ :

$$\left| \frac{\partial f}{\partial x_j} \right| \leq \varepsilon \text{ per } j = 1, 2, \dots, n$$

Poiché  $\mathbf{x}$  e  $\nabla f(\mathbf{x})$  sono fissati e poiché  $f(\mathbf{x})$  è concava, determinare  $t^*$  equivale a massimizzare una funzione concava nella singola variabile  $t$ . Questo può essere fatto analiticamente (se possibile) oppure applicando le apposite procedure già trattate, come il metodo di bisezione o il metodo di Newton.

L'algoritmo procede come segue:

1. Si fissi un certo  $\varepsilon$ ;
2. Si scelga un punto iniziale  $\mathbf{x}$ ;
3. Si esprima  $f(\mathbf{x}' + t \nabla f(\mathbf{x}'))$  come funzione di  $t$  ponendo

$$x_j = x'_j + t \left( \frac{\partial f}{\partial x_j} \right)_{\mathbf{x}=\mathbf{x}'} \text{ per } j = 1, 2, \dots, n$$

4. Si determini  $t^*$ , il valore di  $t$  che massimizza  $f(\mathbf{x}' + t \nabla f(\mathbf{x}'))$ , analiticamente o in mediante approssimazione;
5. Si sostituisca  $\mathbf{x}'$  con  $\mathbf{x}' + t^* \nabla f(\mathbf{x}')$ ;
6. Si calcoli  $\nabla f(\mathbf{x}')$ . Se ciascuna componente di tale vettore è sufficientemente vicina ad  $\varepsilon$  l'algoritmo termina, perché  $\mathbf{x}'$  è una approssimazione accettabile di  $\mathbf{x}^*$ . Altrimenti si riprende dal punto 3.

Se la funzione  $f(\mathbf{x})$  fosse invece convessa e si volesse minimizzarla, occorrerebbe modificare la procedura richiedendo di muoversi, ad ogni iterazione, nella direzione opposta a quella del gradiente.

In questo caso, l'approssimazione successiva per  $\mathbf{x}^*$  non si ottiene sostituendo  $\mathbf{x}'$  con  $\mathbf{x}' + t^* \nabla f(\mathbf{x}')$ , bensì con  $\mathbf{x}' - t^* \nabla f(\mathbf{x}')$ . Inoltre,  $t^*$  non sarebbe più il valore che massimizza  $f(\mathbf{x}' + t \nabla f(\mathbf{x}'))$ , bensì quello che minimizza  $f(\mathbf{x}' - t \nabla f(\mathbf{x}'))$ .

Si consideri la funzione  $f(\mathbf{x}) = 2xy + 2y - x^2 - 2y^2$ . Tale funzione è concava, in quanto la sua matrice Hessiana è semidefinita negativa:

$$\mathbf{z}^T \mathbf{H} \mathbf{z} = \begin{bmatrix} x & y \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \frac{\partial^2 f(x,y)}{\partial x^2} & \frac{\partial^2 f(x,y)}{\partial x \partial y} \\ \frac{\partial^2 f(x,y)}{\partial y \partial x} & \frac{\partial^2 f(x,y)}{\partial y^2} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x \\ y \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} x & y \end{bmatrix} \begin{bmatrix} -2 & 2 \\ 2 & -4 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x \\ y \end{bmatrix} = -2x^2 + 4xy - 4y^2 = -2[(x-y)^2 + y^2]$$