

Algoritmi e Strutture Dati

Tecniche risolutive per problemi intrattabili

Alberto Montresor

Università di Trento

2018/11/07

This work is licensed under a Creative Commons
Attribution-ShareAlike 4.0 International License.



Sommario

- 1 Introduzione
- 2 Algoritmi pseudo-polynomiali
- 3 Algoritmi di approssimazione
- 4 Algoritmi branch-&-bound
- 5 Algoritmi euristici

Chi si accontenta, gode

Proverbio

Le mieux est l'ennemi du bien
Il meglio è nemico del bene

Voltaire, La Béguule, 1772

Introduzione

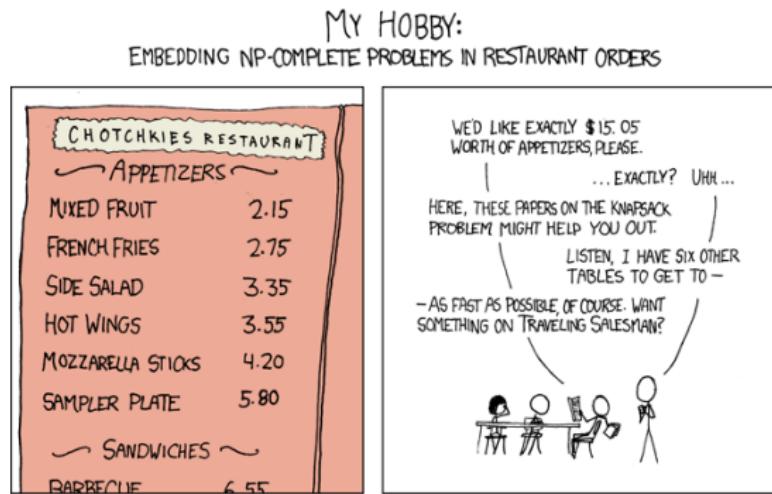
Non si può avere tutto dalla vita; bisogna rinunciare a qualcosa:

- Generalità:
 - Algoritmi **pseudo-polinomiali** che funzionino per solo alcuni casi particolari dell'input
- Ottimalità:
 - Algoritmi di **approssimazione**, che garantiscono di ottenere soluzioni "vicine" alla soluzione ottimale
- Efficienza:
 - Algoritmi esponenziali **branch-&-bound**, che limitano lo spazio di ricerca con un'accurata potatura
- Formalità:
 - Algoritmi **euristici**, di solito basati su tecniche greedy o di ricerca locale, che forniscano sperimentalmente risultati buoni

Subset-Sum

Somma di sottoinsieme (Subset sum)

Dati un insieme $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ di interi positivi ed un intero positivo k , esiste un sottoinsieme S di indici in $\{1, \dots, n\}$ tale che $\sum_{i \in S} a_i = k$?



<https://xkcd.com/287/>

Subset Sum

Definiamo una tabella booleana $DP[0 \dots n][0 \dots k]$. $DP[i][r]$ è uguale a **true** se e solo se è possibile ottenere r dai primi i valori memorizzati nel vettore di input.

$$DP[i][r] = \begin{cases} \text{false} & r < 0 \\ \text{true} & r = 0 \\ \text{false} & r > 0 \wedge i = 0 \\ DP[i - 1][r] \text{ or } DP[i - 1][r - A[i]] & r > 0 \wedge i > 0 \end{cases}$$

Essendo un problema decisionale, è possibile semplificare e utilizzare spazio $\Theta(k)$ invece che $\Theta(nk)$.

Subset Sum

boolean subsetSum(int[] A, int n, int k)

boolean[] DP = new boolean[0...k]**DP[0][0] = true****for $r = 1$ to k do** **$DP[0][r] = \text{false}$** **for $i = 1$ to n do** **for $r = A[i]$ to k do** **$DP[i][r] = DP[i - 1][r] \text{ or } DP[i - 1][r - A[i]]$** **return $DP[n][k]$**

Subset Sum

Input: $A = [7, 11, 13]$, $k = 24$

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24
	1																								
$i = 1$	1																								
$i = 2$	1																								
$i = 3$	1																								

Complessità

Analisi complessità

- Complessità: $O(nk)$
- Dimensione dei dati in ingresso: $O(n \log k)$, in quanto $\forall i : A[i] \leq k$ (valori più grandi possono essere esclusi)
- Se $k = O(n^c)$ con c costante, allora `subsetSum` ha complessità polinomiale $O(n^{c+1})$
- Se $k = O(2^n)$, allora `subsetSum` ha complessità superpolinomiale $O(n2^n)$

Osservazione

La complessità di `subsetSum()` non dipende soltanto dalla cardinalità n dell'insieme in ingresso, ma anche dai valori contenuti nell'insieme

Problemi fortemente NP-completi

Dimensioni del problema

Dato un problema decisionale R e una sua istanza I :

- La **dimensione d** di I è la lunghezza della stringa che codifica I
- Il **valore $\#$** è il più grande numero intero che appare in I

Esempi

Nome	I	$\#$	d
SUBSET-SUM	$\{n, k, a_1, \dots, a_n\}$	$\max\{n, k, \max\{a_i\}\}$	$O(n \log \#)$
TSP	$\{n, k, [d_{ij}]\}$	$\max\{n, k, \max\{d_{ij}\}\}$	$O(n^2 \log \#)$
CLIQUE	$\{n, m, k, G\}$	$\max\{n, m, k\}$	$O(n + m + \log \#)$

Problemi fortemente NP-completi

Definizione

Sia R_p il problema R ristretto a quei dati d'ingresso per i quali $\#$ è limitato superiormente da $p(d)$, con p funzione polinomiale in d . R è **fortemente NP-completo** se R_p è NP-completo

Esempio – CLIQUE è fortemente NP-completo

- $k \leq n$ (altrimenti la risposta è **false**)
- $\# = \max\{n, m, k\} = \max\{n, m\}$
- $d = O(n + m + \log \#) = O(n + m)$
- Quindi $\# = \max\{n, m\}$ è limitato superiormente da $O(n + m)$
- Il problema ristretto è identico a CLIQUE, che è NP-completo

Problemi debolmente NP-completi

Definizione

Se un problema NP-completo non è fortemente NP-completo, allora è **debolmente NP-completo**.

Esempio – SUBSET-SUM è debolmente NP-completo

- $\forall a_i \leq k$ (valori più grandi di k vanno esclusi)
- Se $k = O(n^k)$, allora $\# = \max\{n, k, a_1, \dots, a_n\} = O(n^k)$
- La soluzione basata su programmazione dinamica ha complessità $O(nk) = O(n^{k+1})$, quindi in \mathbb{P} .
- Quindi SUBSET-SUM non è fortemente NP-completo

Algoritmi pseudo-polinomiale

Definizione

Un algoritmo che risolve un certo problema R , per qualsiasi dato I d'ingresso, in tempo $p(\#, d)$, con p funzione polinomiale in $\#$ e d , ha complessità **pseudo-polinomiale**.

Esempio

L'algoritmo che abbiamo visto per SUBSET-SUM è pseudo-polinomiale

Teorema

Nessun problema fortemente NP -completo può essere risolto da un algoritmo pseudo-polinomiale, a meno che non sia $\mathbb{P} = \text{NP}$.

Problemi debolmente/fortemente NP-completi

Partizione (PARTITION)

Dato un insieme $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ di interi positivi, esiste un sottoinsieme S di $\{1, \dots, n\}$ tale che $\sum_{i \in S} a_i = \sum_{i \notin S} a_i$?

Esempio

14	6	12	3	7	2
----	---	----	---	---	---

Domanda – PARTITION è debolmente NP-completo?

Sì, perchè è possibile ridurlo a SUBSET-SUM scegliendo come valore k la metà di tutti i valori presenti:

$$k = \frac{\sum_{i=1}^n a_i}{2} = \frac{44}{2} = 22$$

Problemi debolmente/fortemente NP-completi

3-Partizione (3-PARTITION)

Dati $3n$ interi $\{a_1, \dots, a_{3n}\}$, esiste una partizione in n triple T_1, \dots, T_n , tale che la somma dei tre elementi di ogni T_j è la stessa, per $1 \leq j \leq n$?

Domanda – 3-PARTITION è debolmente NP-completo?

No, non esiste un algoritmo psuedo-polinomiale per risolvere 3-partition.

Algoritmi di approssimazione

Premessa

- I problemi più interessanti sono in forma di ottimizzazione
- Tali problemi sono "più difficili" dei corrispondenti problemi in forma di decisione
- Se il problema di decisione è NP -completo, non sono noti algoritmi polinomiali per il problema di ottimizzazione (NP -hard)
- Esistono algoritmi polinomiali che trovano soluzioni ammissibili più o meno vicine a quella ottima

Se è possibile dimostrare un limite superiore/inferiore al rapporto fra la soluzione trovata e la soluzione ottima, allora tali algoritmi vengono detti **algoritmi di approssimazione**.

Approssimazione

Definizione

Dato un problema di ottimizzazione con funzione costo non negativa c , un algoritmo si dice **di $\alpha(n)$ -approssimazione** se fornisce una soluzione ammissibile x il cui costo $c(x)$ non si discosta dal costo $c(x^*)$ della soluzione ottima x^* per più di un fattore $\alpha(n)$, per qualunque input di dimensione n :

$$c(x^*) \leq c(x) \leq \alpha(n)c(x^*) \quad \alpha(n) > 1 \quad (\text{Minimizzazione})$$

$$\alpha(n)c(x^*) \leq c(x) \leq c(x^*) \quad \alpha(n) < 1 \quad (\text{Massimizzazione})$$

- $\alpha(n)$ può essere una costante, valida per tutti gli n
- Identificare un valore $\alpha(n)$ e dimostrare che l'algoritmo lo rispetta è ciò che rende un buon algoritmo un algoritmo di approssimazione

Esempio

Bin packing

Dato un insieme $A = \{a_1, \dots, a_n\}$ di interi positivi (i “volumi” di n “oggetti”) ed un intero positivo k (la “capacità” di una “scatola”, tale che $\forall i, a_i \leq k$), si vuole trovare una partizione di $\{1, \dots, n\}$ nel minimo numero di sottoinsiemi disgiunti (“scatole”) tali che $\sum_{i \in S} a_i \leq k$ per ogni insieme S della partizione

Esempio

3	7	2	5	4	3	5
---	---	---	---	---	---	---

Domanda

Come risolvereste il problema?

First-fit

Algoritmo FIRST-FIT

Gli oggetti sono considerati in un ordine qualsiasi e ciascun oggetto è assegnato alla prima scatola che lo può contenere, tenuto conto di quanto spazio è stato occupato della stessa. (Algoritmo Greedy)

Esempio

3	7	2	5	4	3	5
---	---	---	---	---	---	---

$$k = 8$$

3, 2, 3	7	5	4	5
---------	---	---	---	---

Approssimazione First-Fit

- Sia $N > 1$ il numero di scatole usate da FIRST-FIT
(se $N = 1$, FIRST-FIT è ottimale)
- Il numero minimo di scatole N^* è limitato da:

$$N^* \geq \frac{\sum_{i=1}^n a_i}{k} = \frac{29}{8} = 3.625$$

- Non possono esserci due scatole riempite meno della metà:

$$N < \frac{\sum_{i=1}^n a_i}{k/2} = \frac{29}{8/2} = 7.250$$

- Abbiamo quindi:

$$\alpha(n) \frac{\sum_{i=1}^n a_i}{k} \leq \alpha(n) N^* < N \leq \frac{\sum_{i=1}^n a_i}{k/2}$$

che implica $\alpha(n) < 2$

Approssimazione First-Fit

- E' possibile dimostrare un risultato migliore per FF:

$$N < \frac{17}{10}N^* + 2$$

- Variante FFD (First-fit decreasing): gli oggetti sono considerati in ordine non decrescente

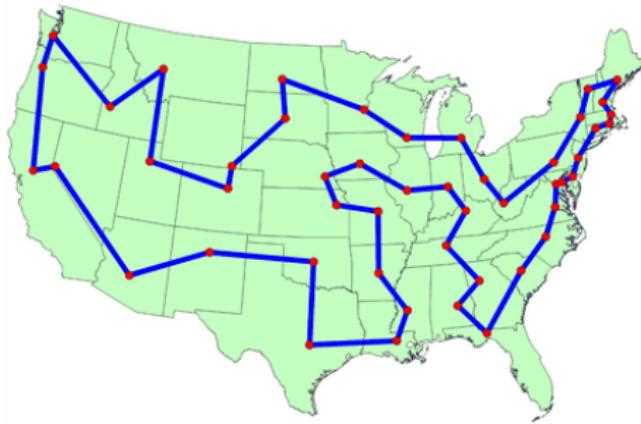
$$N < \frac{11}{9}N^* + 4$$

- Queste sono dimostrazioni di limiti superiori per il fattore $\alpha(n)$, per casi particolari l'approssimazione può essere migliore

Commesso viaggiatore

Commesso viaggiatore (TSP)

Siano date n città e le distanze (positive) d_{ij} tra esse trovare un percorso che, partendo da una qualsiasi città, attraversi ogni città esattamente una volta e ritorni alla città di partenza, in modo che la distanza complessiva percorsa sia minima.

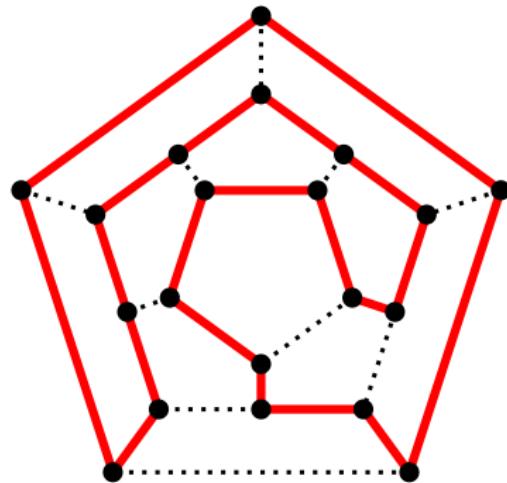


<https://optimization.mccormick.northwestern.edu/images/e/ea/48StatesTSP.png>

Somiglianze con circuito hamiltoniano

Circuito hamiltoniano (HAMILTONIAN-CIRCUIT)

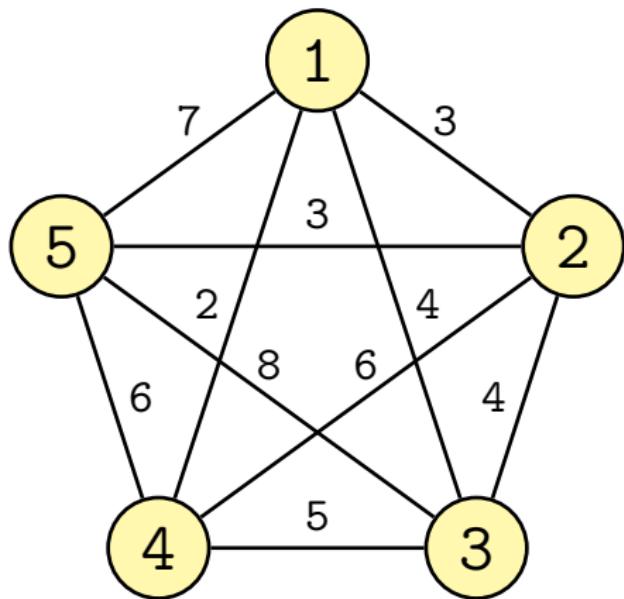
Dato un grafo non orientato G , esiste un circuito che attraversi ogni nodo una e una sola volta?



https://en.wikipedia.org/wiki/Hamiltonian_path#/media/File:Hamiltonian_path.svg

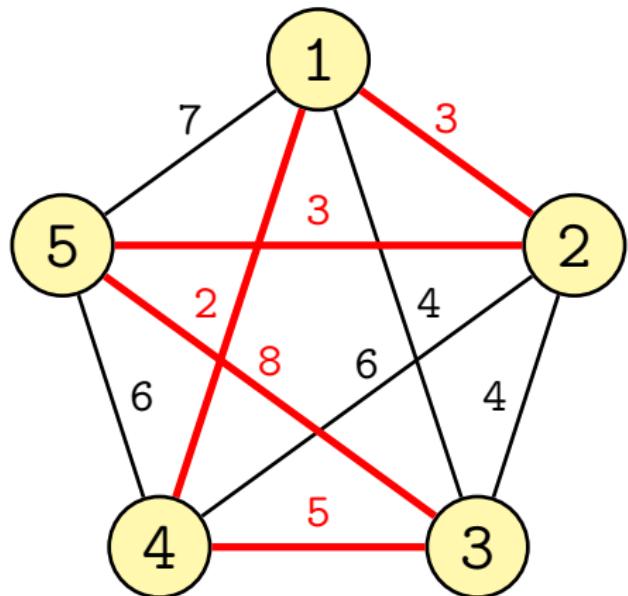
Compresso viaggiatore vs circuito hamiltoniano pesato

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Compresso viaggiatore vs circuito hamiltoniano pesato

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Commesso viaggiatore con disuguaglianze triangolari

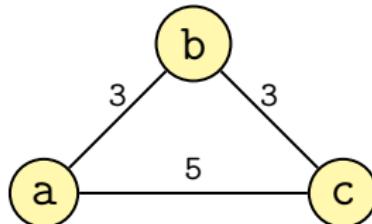
Commesso viaggiatore con disuguaglianze triangolari (Δ -TSP)

Siano date n città e le distanze (positive) d_{ij} tra esse, tali per cui vale la regola delle disuguaglianze triangolari:

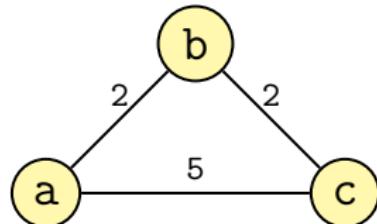
$$d_{ij} \leq d_{ik} + d_{kj} \quad \text{per } 1 \leq i, j, k \leq n$$

trovare un percorso che, partendo da una qualsiasi città, attraversi ogni città esattamente una volta e ritorni alla città di partenza, in modo che la distanza complessiva percorsa sia minima.

Con disegualanza triangolare



Senza disegualanza triangolare



Δ -TSP è NP-completo

Dimostriamo che HAMILTONIAN-CIRCUIT $\leq_p \Delta$ -TSP

- Sia $G = (V, E)$ un grafo non orientato
- Definiamo un insieme di distanze a partire da G

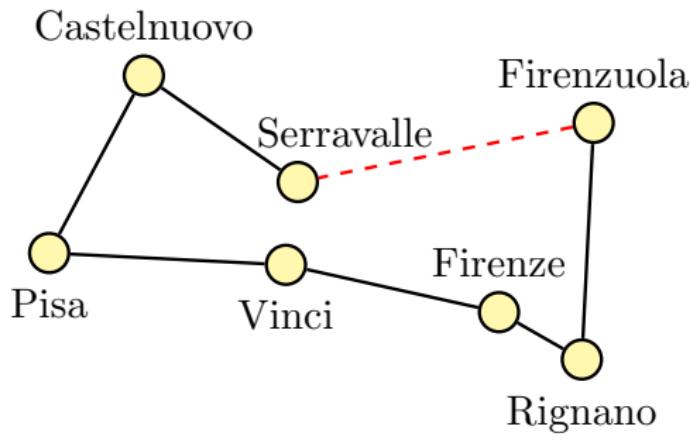
$$d_{ij} = \begin{cases} 1 & (i, j) \in E \\ 2 & (i, j) \notin E \end{cases}$$

- Il grafo G ha un circuito hamiltoniano se e solo se è possibile trovare un percorso da commesso viaggiatore lungo n
- Valgono le diseguaglianze triangolari:

$$d_{ij} \leq 2 \leq d_{ik} + d_{kj}$$

Lower bound per Δ -TSP

- Interpretiamo Δ -TSP come il problema di trovare un circuito hamiltoniano di peso minimo su un grafo completo
- Si consideri un circuito hamiltoniano e si cancelli un suo arco
- Si ottiene un albero di copertura



Lower bound per Δ -TSP

Teorema

Qualunque circuito hamiltoniano π ha costo $c(\pi)$ superiore al costo mst di un albero di copertura di peso minimo, ovvero $mst < c(\pi)$

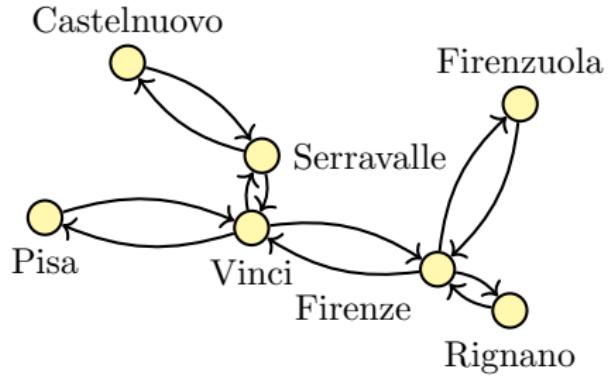
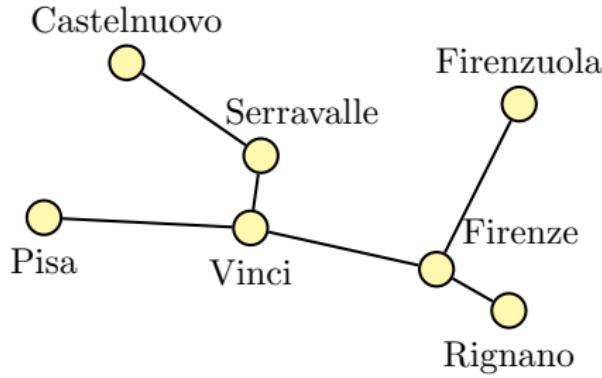
Dimostrazione

Per assurdo

- Supponiamo che esista un circuito hamiltoniano π di costo $c(\pi) \leq mst$
- Togliamo un arco, otteniamo un albero di copertura con peso inferiore $mst' < c(\pi) \leq mst$
- Contraddizione, visto che mst è il costo minimo fra tutti gli alberi di copertura

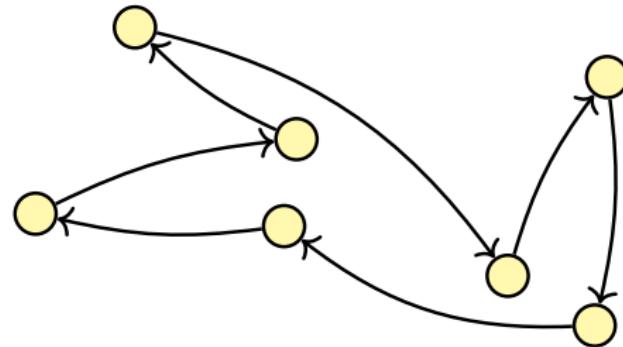
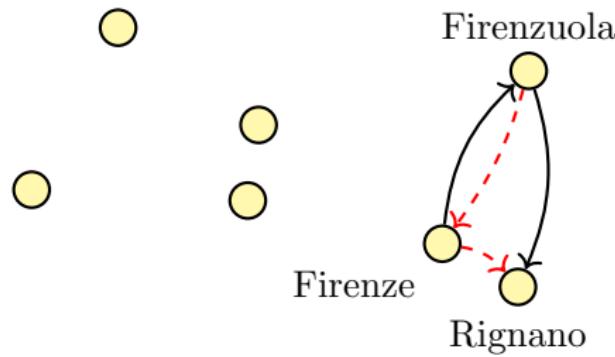
Algoritmo per Δ -TSP

- Si individua un minimo albero di copertura di peso mst e se ne percorrono gli archi due volte, prima in un senso e poi nell'altro
- In questo modo, si visita ogni città almeno una volta
- La distanza complessiva di tale circuito è uguale a $2 \cdot mst$
- Ma non è un circuito hamiltoniano!



Algoritmo per Δ -TSP

- Si evita di passare per città già visitate - si saltano
- Per la diseguaglianza triangolare, il costo $c(\pi)$ del circuito così ottenuto è inferiore a $2 \cdot mst$
- Quindi: $c(\pi) \leq 2 \cdot mst < 2 \cdot c(\pi^*) \Rightarrow \alpha(n) < 2$
dove $c(\pi^*)$ è il costo del circuito hamiltoniano ottimo



Algoritmo per Δ -TSP

Note

- La complessità dell'algoritmo è pari a $O(n^2 \log n)$:
 - $O(n^2 \log n)$ per algoritmo di Kruskal
 - $O(n)$ per visita in profondità del MST raddoppiato con $2n$ archi
- Esistono grafi "perversi" per cui il fattore di approssimazione tende al valore 2
- L'algoritmo di Christofides (1976) ha un fattore di approssimazione di $3/2$, il migliore risultato al momento

Non approssimabilità di TSP

Teorema

Non esiste alcun algoritmo di approssimazione assoluta per il TSP tale che COMMESSO VIAGGIATORE tale che $c(x') \leq sc(x^*)$, con $s \geq 2$ intero positivo, a meno che non sia $\mathbb{P} = \mathbb{NP}$.

Dimostrazione

- Ragionamo per assurdo; supponiamo che un tale algoritmo A esista
- Si consideri la riduzione HAMILTONIAN-CIRCUIT \leq_p TSP
- Ovvero, sia dato un grafo $G = (V, E)$ e sia $[d_{ij}]$ una matrice di distanze tale che:

$$d_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{se } [i, j] \in E, \\ sn, & \text{se } [i, j] \notin E. \end{cases}$$

Non approssimabilità di TSP

Teorema

Non esiste alcun algoritmo di approssimazione assoluta per il TSP tale che COMMESSO VIAGGIATORE tale che $c(x') \leq sc(x^*)$, con $s \geq 2$ intero positivo, a meno che non sia $\mathbb{P} = \mathbb{NP}$.

Dimostrazione

- Due casi:
 - Se G ha un circuito Hamiltoniano, allora $c(x^*) = n$, quindi A fornisce, in tempo polinomiale, una soluzione x' tale che $c(x') \leq sc(x^*) = sn$
 - Se G non ha un circuito Hamiltoniano, allora $c(x^*) > sn$, quindi A fornisce, in tempo polinomiale, una soluzione x' tale che $c(x') \geq c(x^*) > sn$
- Quindi A risolve HAMILTONIAN-CIRCUIT in tempo polinomiale, impossibile a meno che $\mathbb{P} = \mathbb{NP}$

Branch-&-bound

Per risolvere un problema di ottimizzazione NP-arduo, si può modificare la procedura `enumeration()`, vista nella sezione su Backtrack, in modo da "potare" certe sequenze di scelte che si rivelino incapaci di generare la soluzione ottima

Alcune assunzioni – senza perdere (troppe) generalità

- Problema di minimizzazione
- Ogni sequenza di scelte abbia costo non negativo
- Ogni scelta, aggiunta alle scelte già effettuate, non faccia diminuire il costo della soluzione parziale così costruita

Backtrack: ripasso

boolean enumeration(ITEM[] S , int n , int i, \dots)

SET $C = \text{choices}(S, n, i, \dots)$ % Determina C in funzione di $S[1 \dots i - 1]$

foreach $c \in C$ **do**

$S[i] = c$

if $\text{isAdmissible}(S, n, i)$ **then**

if $\text{processSolution}(S, n, i, \dots)$ **then**

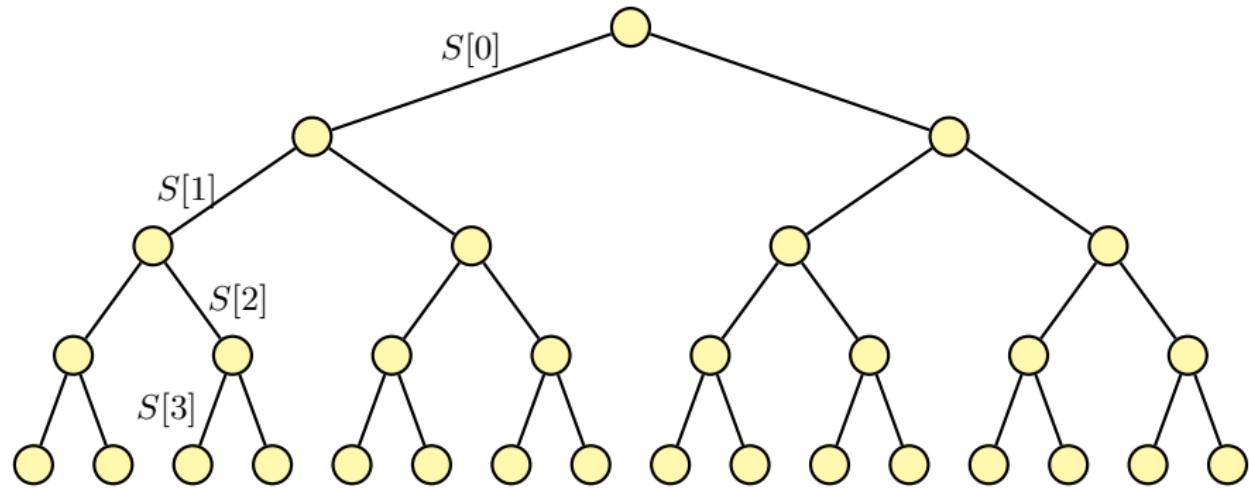
return true

if $\text{enumeration}(S, n, i + 1, \dots)$ **then**

return true

return false

Backtrack: ripasso



Branch-&-bound

Upper bound per il costo della soluzione minima

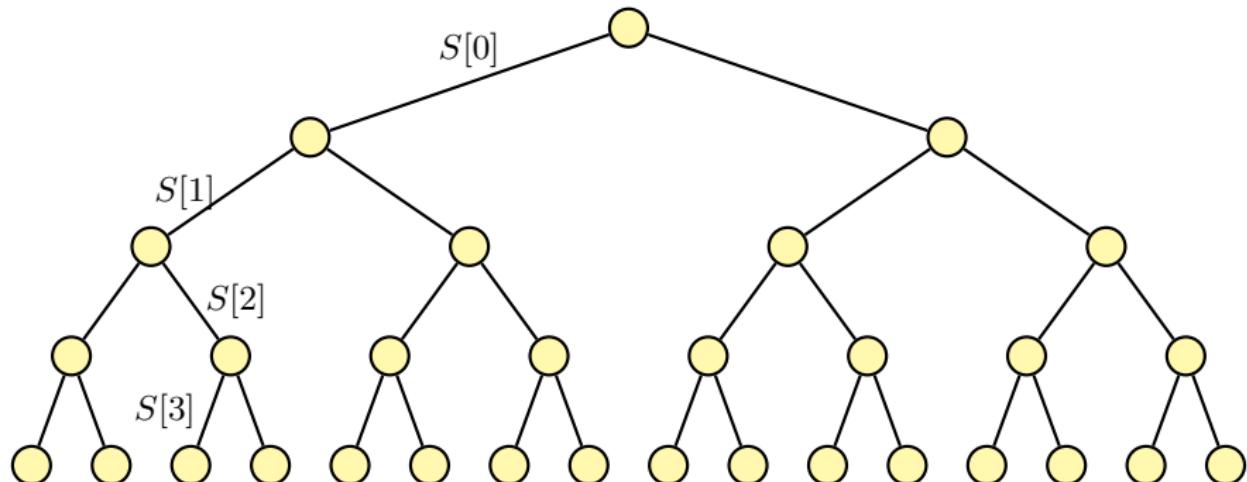
- Durante l'enumerazione, mantengo informazioni sulla miglior soluzione ammissibile $minSol$ e il suo costo $minCost$
- $minCost$ costituisce un **limite superiore (upper bound)** per il costo della soluzione minima

Lower bound per il costo della soluzione minima

- Si supponga di avere disponibile una opportuna funzione **lower bound** $\text{lb}(S, i)$, che:
 - dipenda dalla sequenza di scelte fatte $S[1, \dots, i]$
 - garantisca che tutte le soluzioni ammissibili generabili facendo nuove scelte abbiano costo $\geq \text{lb}(S, i)$

Branch-&-bound

Se $\text{lb}(S, i)$ è maggiore o uguale a minCost , allora si può evitare di generare ed esplorare il sottoalbero delle scelte radicato in tal nodo



Branch-&-bound

Note

- Questo metodo non migliora la complessità (superpolinomiale) della procedura `enumeration()`
- Ne abbassa drasticamente il tempo di esecuzione in pratica
- Tutto dipende dalla funzione `lb`, che deve essere il più vicino possibile al costo della soluzione ottima

Schema generale

```
branch&bound(ITEM[]  $S$ , int  $n$ , int  $i, \dots$ )
```

SET $C = \text{choices}(S, n, i, \dots)$ % Determina C in funzione di
 $S[1 \dots i - 1]$

foreach $c \in C$ **do**

$S[i] = c$

 int $lb = \text{lb}(S, i)$

if $lb < minCost$ **then**

if $i < n$ **then**

 branch&bound($S, n, i + 1, \dots$)

else

if $c(S, i) < minCost$ **then**

$minSol = S$

$minCost = c(S, i)$

Compresso viaggiatore – Branch-&bound

- Sia n il numero di città
- $d[h][k]$ la distanza, intera non negativa fra le città h e k
- Al passo i -esimo sono state fatte le scelte $S[1, \dots, i]$ prese dall'insieme $\{1, \dots, n\}$
- Un percorso ammissibile che "espande" $S[1, \dots, i]$ deve
 - attraversare le città $S[1, \dots, i]$
 - passare da $S[i]$ ad una qualsiasi delle rimanenti $n - i$ città
 - attraversare queste ultime città in un ordine qualsiasi
 - da una di queste ritornare ad $S[1]$

Compresso viaggiatore – Branch-&bound

- Distanza percorsa finora

$$C[i] = \begin{cases} 0 & i = 1 \\ C[i - 1] + d[S[i - 1][S[i]]] & i > 1 \end{cases}$$

- Lower bound della distanza per tornare a $S[1]$ ($O(n)$)
- Lower bound della distanza per andarsene da $S[i]$ ($O(n)$)

$$A = \min_{h \notin S} \{d[S[h][1]\}$$

$$B = \min_{h \notin S} \{d[S[i], h]\}$$

- Lower bound della distanza percorsa per attraversare una qualsiasi di queste ultime $n - i$ città, provenendo da (e dirigendosi verso) un'altra di queste $n - i$ città ($O(n^3)$)

$$D[h] = \min_{p,q} \{d[p, h] + d[h, q] : h \neq p \neq q\}, \text{ per ogni } h \notin S.$$

Lower bound

Un lower bound $\text{lb}(S)$ è dato dalla seguente espressione:

$$\text{lb}(s, i) = \begin{cases} C[i] + d[S[i], S[1]] & i = n \\ C[i] + A + B + \lceil (\sum_{h \notin S} D[h]) / 2 \rceil & i < n \end{cases}$$

Compresso viaggiatore – Branch-&bound

bbTsp(ITEM[] S , int[] C , SET R , int n , int i)

foreach $c \in R$ **do**

$S[i] = c$

$R.\text{remove}(c)$

$C[i] = C[i - 1] + d[S[i - 1]][S[i]]$

{calcola A , B , e $D[h]$ per ogni $h \in R$ }

int $lb = C[i] + \text{iif}(i < n, \lceil (\sum_{h \notin S} D[h]) / 2 \rceil, d[S[i]][S[1]])$

if $lb < minCost$ **then**

if $i < n$ **then**

$\text{bbTsp}(S, C, R, n, i + 1)$

else

$C[n] = lb$

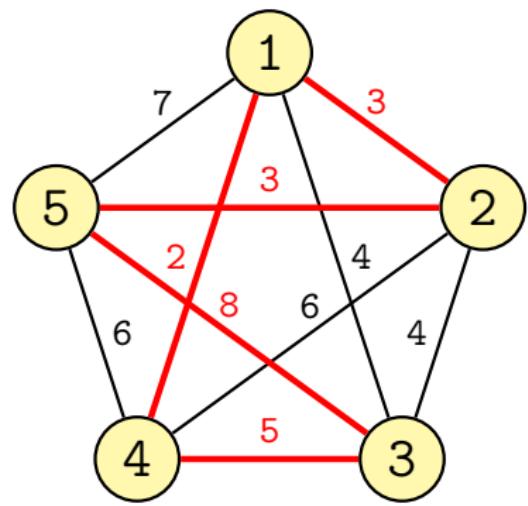
$minSol = S$

$minCost = C[n]$

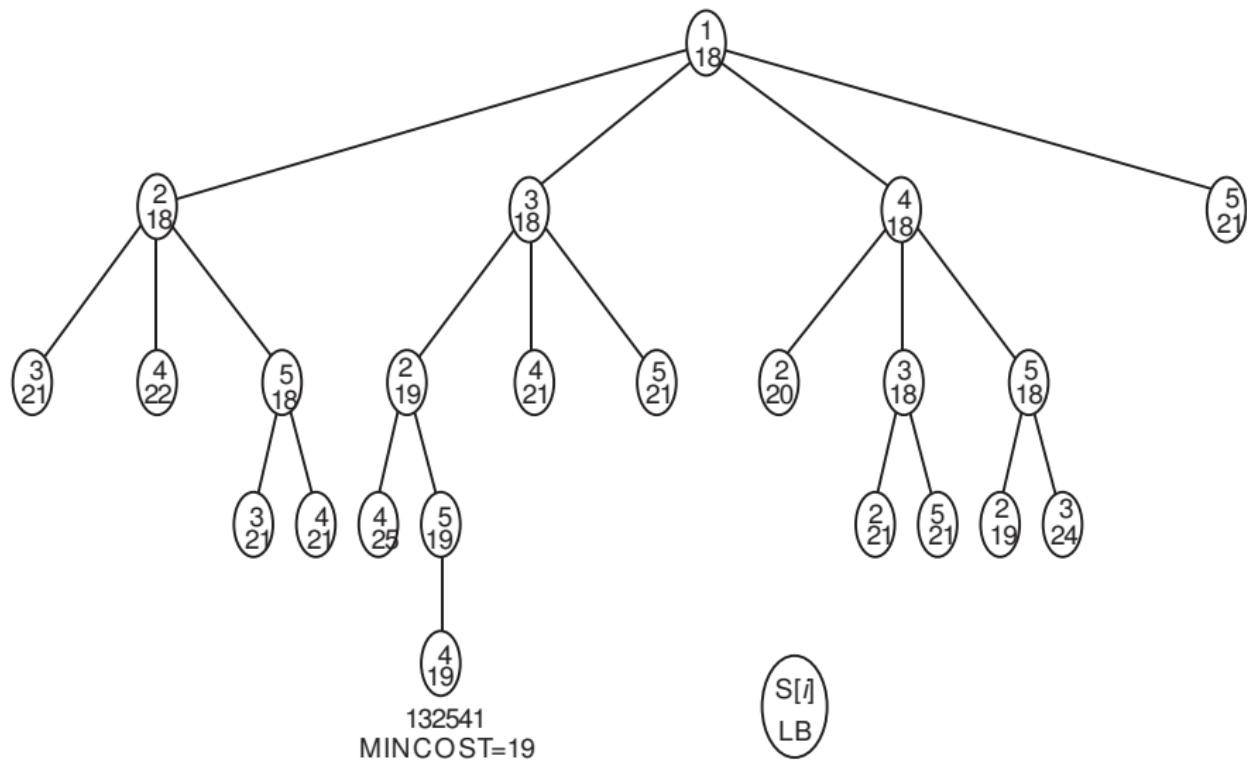
$R.\text{insert}(c)$

Dettagli

- $minCost$ è una variabile globale
- Invece di inizializzarla a $+\infty$, possiamo scegliere una permutazione a caso
- Ad esempio, la permutazione 1-2-5-3-4 ha un costo pari a 21
- Per evitare che lo stesso circuito sia generato più volte, si parte da un nodo fissato (es. 1)



Esempio



Esempio

In questo semplice esempio, è stato possibile "potare" 42 su 65 nodi

Possibili miglioramenti

- E' possibile variare l'ordine di visita dell'albero delle scelte
 - DFS vs Best-first
- E' possibile variare il meccanismo di branching
 - Sui nodi, sugli archi, etc.
- E' possibile cercare dei lower bound più stretti
 - Held, M., and Karp, R. M. (1971), "The Traveling Salesman Problem and Minimum Spanning Trees: part II", Mathematical Programming 1:6-25

Algoritmi euristici

Quando si è presi dalla disperazione a causa della enorme difficoltà di un problema di ottimizzazione NP-arduo, si può ricorrere ad algoritmi “euristici” che forniscono una soluzione ammissibile

- non necessariamente ottima
- non necessariamente approssimata

Tecniche possibili

- Greedy
- Ricerca locale

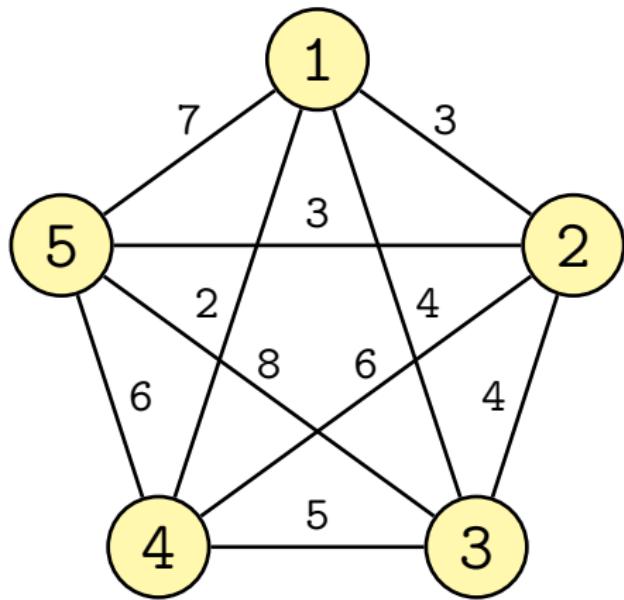
TSP – Greedy (1)

Shortest edges first

- Ordiniamo gli archi per pesi non decrescenti
- Aggiungiamo archi alla soluzioni seguendo questo ordine finché non sono stati aggiunti $n - 1$ archi, dove n è il numero di nodi.
- Per poter aggiungere un arco, occorre verificare che:
 - per ciascuno dei suoi nodi non siano stati già scelti due archi
 - che non si formino circuiti (MFSET)
- A questo punto, si è trovata una catena Hamiltoniana
- Si chiude il circuito aggiungendo l'arco tra i due nodi estremi della catena

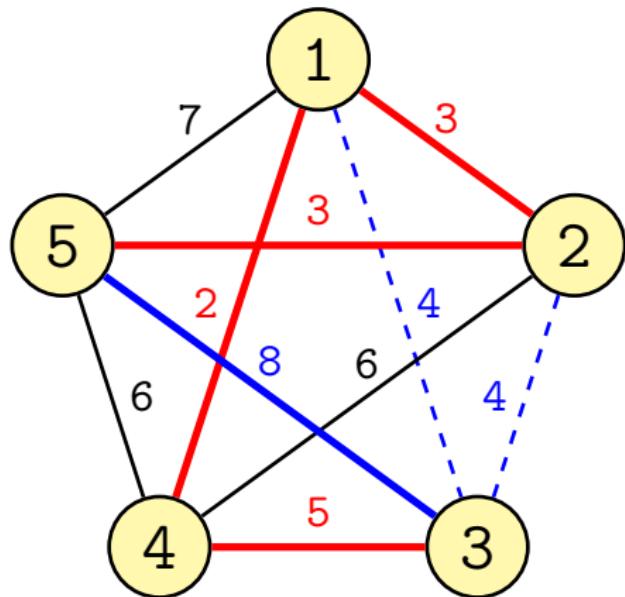
Esempio

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Esempio

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Costo: 21

TSP – Greedy (1)

SET greedyTsp(GRAPH G)

SET $S = \text{Set}()$

MFSET $M = \text{Mfset}(G.n)$

int[] $in = \text{new int}[1 \dots n]$

for $i = 1$ **to** $G.n$ **do** $in[i] = 0$

{ ordina gli archi per peso non decrescente }

foreach $[u, v] \in G.E$ **do**

if $in[u] < 2$ **and** $in[v] < 2$ **and** $M.\text{find}(u) \neq M.\text{find}(v)$ **then**

$S.\text{insert}([u, v])$

$in[u] = in[u] + 1$

$in[v] = in[v] + 1$

$M.\text{merge}(u, v)$

int $u = 1$; **while** $in[u] \neq 1$ **do** $u = u + 1$

int $v = u + 1$; **while** $in[v] \neq 1$ **do** $v = v + 1$

$S.\text{insert}([u, v])$

return S

TSP – Greedy (1)

- Costo computazionale $O(n^2 \log n)$ (ordinamento archi)
- La soluzione così ottenuta si può utilizzare come:
 - base di partenza per un algoritmo branch-&-bound
 - può essere migliorata ancora tramite ricerca locale

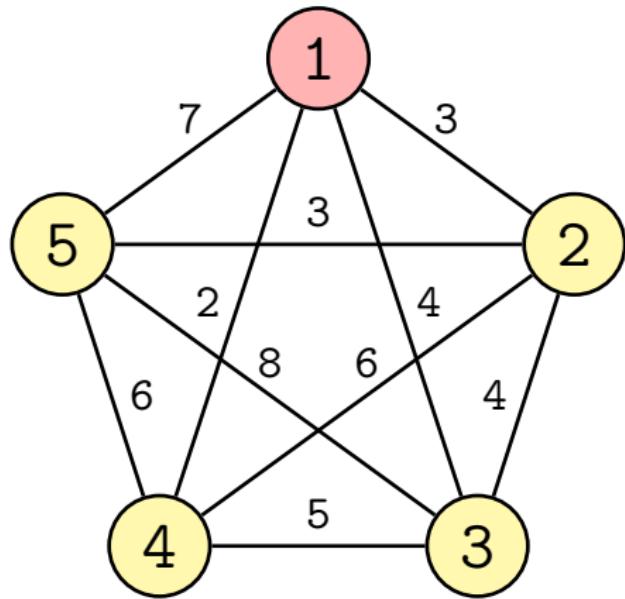
TSP – Greedy (2)

Nearest neighbor

- Si parte da una città
- Si seleziona come prossima città quella più vicina
- Si va avanti così, evitando città già visitate
- Quando si sono visitate tutte le città, si torna alla città di partenza
- Si può lavorare direttamente sulla matrice
- Costo: $O(n^2)$

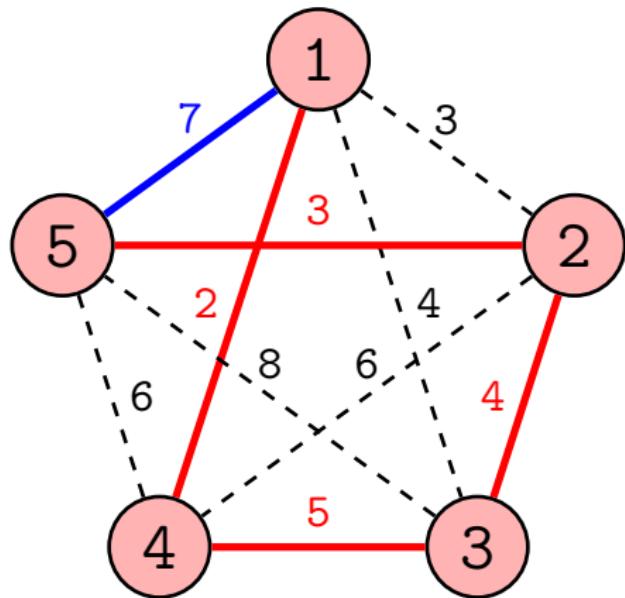
TSP – Greedy (2)

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



TSP – Greedy (2)

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Costo: 21

TSP – Approccio ricerca locale

Ricerca locale

Sia π un circuito Hamiltoniano del grafo completo derivante dal problema TSP. Un'euristica ragionevole di ricerca locale può essere progettata sulla base del seguente intorno:

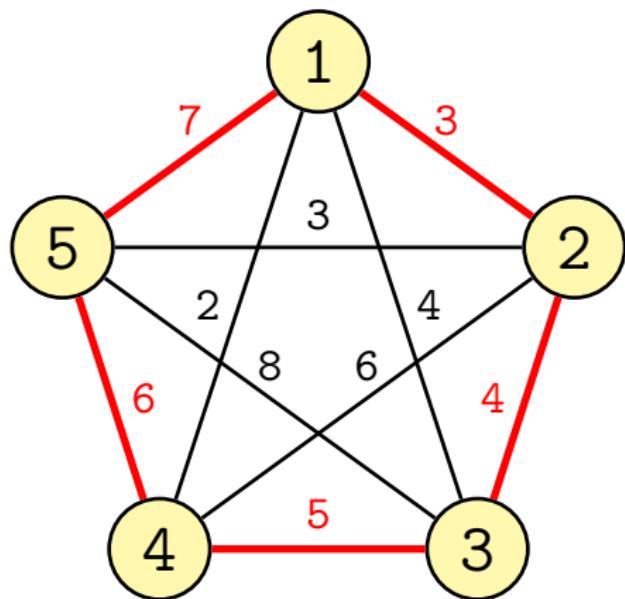
$I_2(\pi) = \{\pi': \pi' \text{ è ottenuto da } \pi \text{ cancellando due archi non consecutivi del circuito e sostituendoli con due archi esterni al circuito}\}$

Note:

- $|I_2(\pi)| = n(n - 1)/2 - n$
 - Ci sono $n(n - 1)/2$ coppie di archi del circuito
 - n di esse sono consecutive
 - Una volta spezzato un circuito, esiste un solo modo per riconnetterlo
- Costo per esaminare $I_2(\pi)$: $O(n^2)$

Esempio

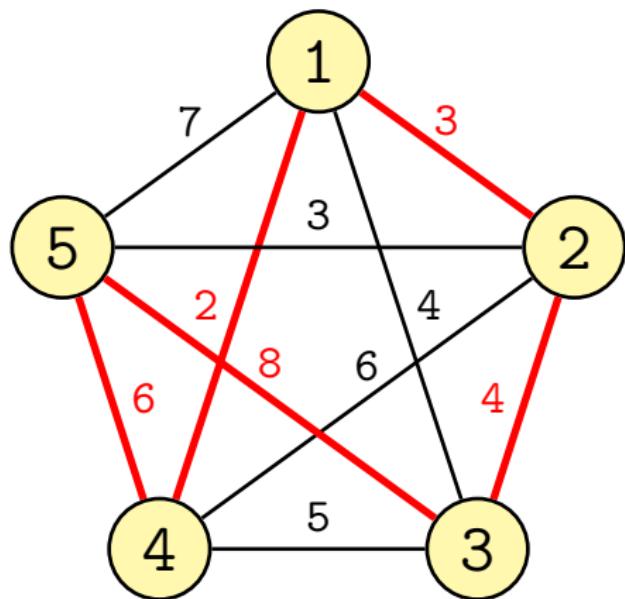
	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Costo: 25

Esempio

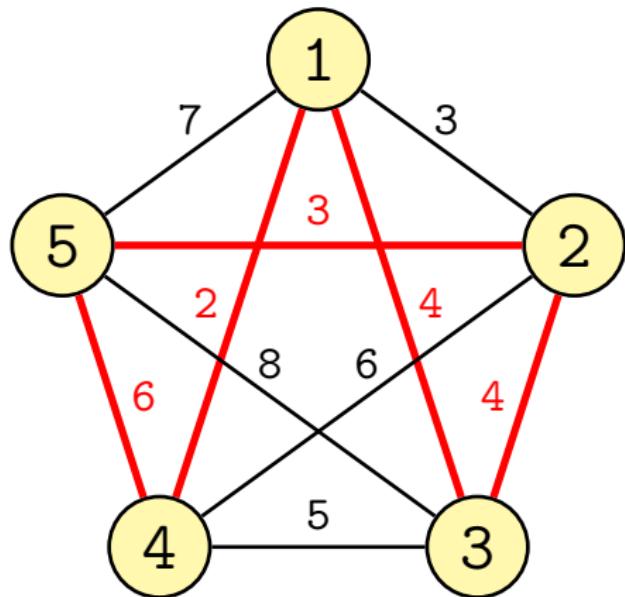
	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Costo: 23

Esempio

	1	2	3	4	5
1		3	4	2	7
2	3		4	6	3
3	4	4		5	8
4	2	6	5		6
5	7	3	8	6	



Costo: 19

Spunti di lettura

Rego, César; Gamboa, Dorabela; Glover, Fred; Osterman, Colin (2011), "Traveling salesman problem heuristics: leading methods, implementations and latest advances", European Journal of Operational Research, 211 (3): 427–441. <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221710006065?via%3Dihub>

David Williamson, David Shmoys (2010). The Design of Approximation Algorithms. Cambridge University Press.
<http://www.designofapproxalgs.com/book.pdf>

David Williamson, David Shmoys (2010). The Design of Approximation Algorithms. Cambridge University Press.
<http://www.designofapproxalgs.com/book.pdf>