

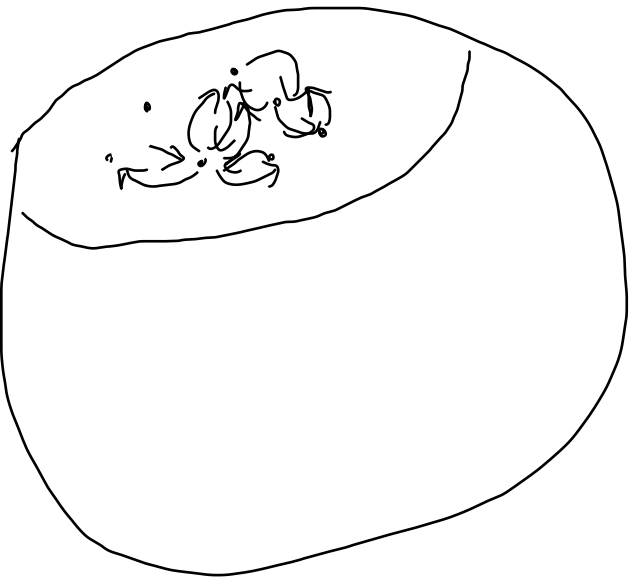
$$X \leq_p Y \quad \& \quad Y \leq_p X$$

$$X \equiv_p Y$$

↑ relazione di equivalenze

$$X \equiv_p X$$

$$X \equiv_p Y \wedge Y \equiv_p Z \Rightarrow X \equiv_p Z$$



Problema Z
di decisione

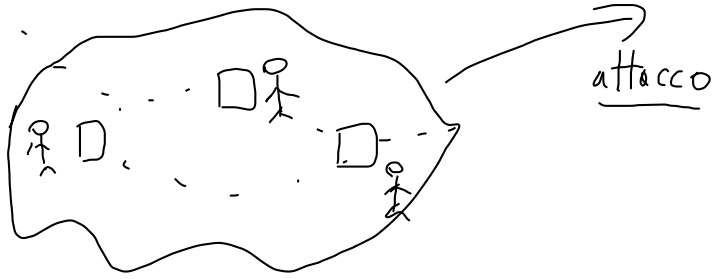


① Sviluppare un algoritmo polinomiale per Z (con le tecniche algoritmiche)

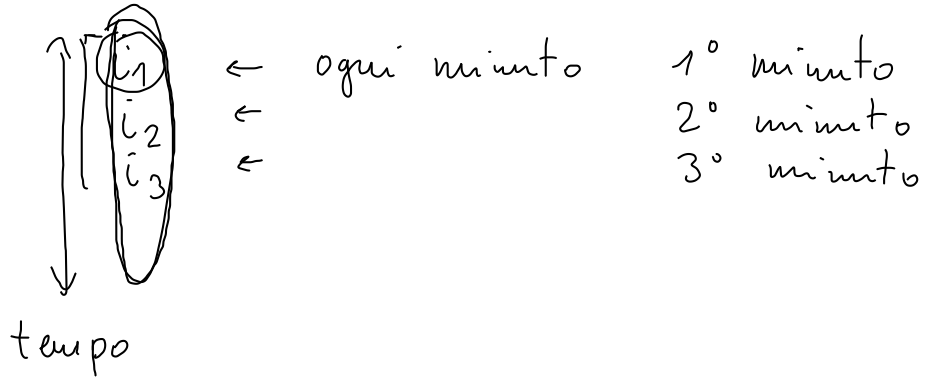
② Sviluppare una riduzione polinomiale da qualche problema NP-completo X a Z : $X \leq_p Z$

Se $Z \in NP$, allora Z è NP-completo

Es. (risolto) 8.1



Indirizzi IP



n file di log

Ciascuna utente delle rete ha un file di log :

u_1

$I(u_1, 1)$	1	155.214.33.7
$I(u_1, 2)$	2	192.68.14.1
$I(u_1, 3)$	3	⊥
\vdots	\vdots	\vdots
$I(u_1, m)$	\vdots	\vdots

$I(u_2, 1)$		
$I(u_2, 2)$		
\vdots		

k è un intero dato

Problema della coalizione sospetta: data

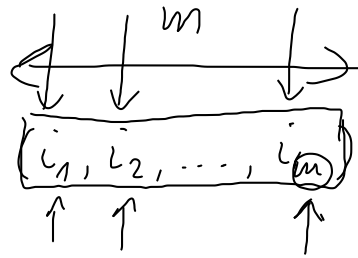
dati i valori $I(u, m)$, e dato (k) ,

esiste una coalizione S di al più k utenti

tali che per ogni minuto m da 1 a t ,

esiste almeno un utente $u \in S$ tale che

$$I(u, m) = i_m.$$



Dimostrare che il problema è NP-completo:

- 1) il problema è in NP
- 2) \exists problema NP-completo X tale che $X \leq_p$ COALIZIONE-SOSPETTA

1) Certificato : quali utenti sono nella coalizione S

n utenti (totali) $\rightarrow |S| \leq k \leq n$

Per ogni minuto devo verificare $\leq k$ utenti ($\leq n$)

In tutto : $m \times k$ ($\leq m \cdot n$) che è polinomiale nella dim. polinomiale

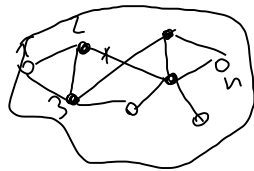
È un certificato polinomiale.

2) Problema di copertura

VERTEX-COVER \leq_p COALIZIONE-SOSPETTA

Selezione
 $\leq k$ nodi

Grafo G
intero k



\Rightarrow Selezione
 $\leq k$ utenti

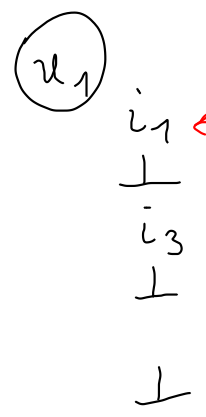
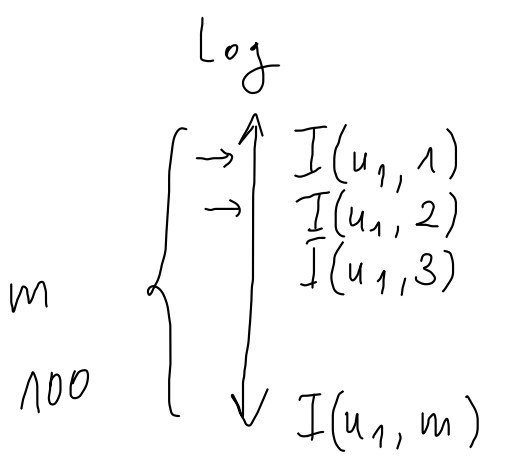
Creo un utente u
per ogni nodo del
grafo G
 u_1, u_2, \dots, u_n

nod
archi

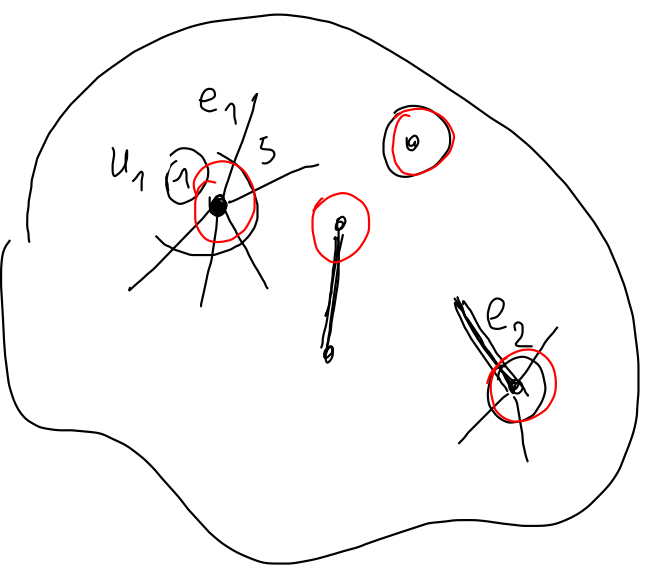


utenti
indirizzi i_1, i_2, \dots, i_M
 (e_1)
 $\uparrow \quad \uparrow \quad \uparrow$

$(M = \# \text{ archi del grafo})$
 $m = M$



Coalizione S , $|S| \leq k$:



\exists Vertex cover $\leq k$
 \Rightarrow
 \Leftarrow

i_1
 \exists coalizione S $|S| \leq k$

