INTRACTABILITAT

Preeliminars

$P = \bigcup_{k\geq 0} TIME(n^k)$ "Els valors que resolen problema es troben en temps polinòmic"

$NP = \bigcup_{k\geq 0} NTIME(n^k)$ "Donat un certificat del problema es verifica en temps polinòmic"

certificat: Solució proposada.

NP → Hard : $\boxed{A \text{ és NP-Hard} \Leftrightarrow A \notin NP \wedge \forall B \in NP \rightarrow B \leq^P A}$

→ Complete : $\boxed{A \text{ és NP-Complete} \Leftrightarrow A \in NP \wedge A \text{ és NP-Hard}}$ # Els més difícils dins NP

Demostrar problema és NP-Complert. (A)

1. Demo problema és NP (A)

Sol. Proposada.

Recordem que A està en NP si el certificat es pot verificar en temps polinòmic.

- ☐ Identificar com és un certificat.
- ☐ Verificar que les mides de tots els certificats seran polinòmics respecte entrada.
  # És a dir que si entrada n, un certificat pot tindre n^k elemts, no 2^l elemts.
- ☐ Dissenyar verificador polinòmic i demo que per instàncies pos./neg. funciona.

2. Demo problema és NP-Hard (A)

Recordem que A és NP-Hard si qualsevol problema NP es pot reduir a A en t polinòmic.

- ☐ Seleccionar problema (X) que sigui NP-Complet.
- ☐ Mostrar que X es pot reduir al problema A en temps polinòmic. $X \leq^P A$
  # Aquí per lo general, com que són una llista de problemes, podem suposar-ho que és pot.
- ☐ Aplicar transitivitat que diu: Com que X és NP-Hard i $X \leq^P A \Rightarrow$ A és NP-Hard
  Proposició

Llista NP-Complete

- CLIQUE : G conté subgraf complert ordre K.
- Hamiltonià : G conté graf hamiltonià. # Tots vèrtexs sense aixecar
  ∀u,v no adj si $g(u)+g(v) \geq n-1$ ⇒ Hamiltonià
- Indep. Set : G conté K vèrtexs no adj.
- Vertex Cover : G conté K vèrtexs t.q. totes les arestes de G passen per algun K.
- K-Color ($k \geq 3$) : G pot ser pintat K-Colors.
- K-CNF-SAT : F (funció) és satisfactible amb K-CNF. $(x \vee \neg y \vee z) \wedge (\neg x \vee y \vee \neg z)$
  Cada clàusula té K-elemts k=3

EDA-7-F-1