quetion2

2.1

complexite de nombre de combinason.$\left(\sum_{n=1}^{\infty} a_n z^n\right)$

Pour chaque triplet de noeuds: // $\mathcal{O}\left((n,3)\right)$

verifier si ce triplet Forme une 3-clique // $\mathcal{O}\left(n\right)$

Si oui: accepter

rejeter

Si w $\notin$ 3-clique $\implies M$ accepte Si w $\notin$ 3-clique $\implies M$ rejette M roule toujour en temps poly

2.2

3-dsat *in* NP. un certificat serait deux affectations des variables redant l'expression vraie. le verificateur V verifie que les deux affetation sont differents, $\mathcal{O}\left(n\right)$ et qu'elles rendent toutes deux l'expression vraies . Il verifie aussi que l'expression est en 3-FNC. $\implies$ V roule en tmeps polynomial et $\exists ct.q.V\left(E,c\right)$ accepte $\leq \implies E \in 3-DSAT$

reduction

soit f la fonction pour une expression E avec n variables, f(E) = E' avec E' = $E \wedge \left(x_{n+1}, x_{n+2}, x_{n+3},\right)$.
f est polynomiale et

Si $E \in 3-sat \implies \exists$ une affectation a_1, a_2, a_n des varaible $x_1, x_2, \ldots, x_n$ t.q. E(a1,a2,..,an) est vraie $\implies$ E(a1,a2,an,0,0,1) est vraie et E(a1,a2,an,0,1,0) est vraie. $\implies$ f(E) est dans 3-dsat.

$$\begin{aligned} E' = f(e) \in 3-dsate &\implies \exists a_1, a_2 \ldots a_{n+1} a_{n+2}, a_{n+3}\text{t.q.}E\left(a_1, a_2 \ldots a_{n+1} a_{n+2}, a_{n+3}\right) estvraie \\ &\implies E(a_1, a_2, \ldots a_n) estvraie \\ &\implies E \in 3-sat. \end{aligned}$$

2.3

V' = V $\cup\{w\}$ et E' = E $\cup\{(w,v)\,|v \in V\}$ (un nouveau noued)

Si <G> $\in$ 3-col $\rightarrow \exists$un 3-coloriage de G. En coloriant w avec une nouvelle couleur, on obtient un 4-coloriage de G' $\implies$ F(G) = G' $\in$ 4-Col.

Si G'$\in$ 4-COl $\implies \exists$ un 4-coloriage de G', Etant donne que w est connecte a tous les autre noeuds, sa coulerus doit etre differente. ceci implique que G est coloriable avec seulement 3 couleurs $\implies G \in 3-COL$

question3

sur entree E avec n variables $x_1, \ldots, x_n$

$E_0 \leftarrow E$

Pour i allant de 1..n:

E' = same with my solution.

pour quoi pas 3-fnc!??????????????????????????????????

question1

BONUS!1111111

Contenu du TP autre que la correction de devoir(voir les photos...)

- On a P $\subset NP$ et $NPC \subset NP$
- Si P $\neq Np \implies P \cap NPC = \phi$
- si $P \neq NP, a_n b_n c_n \notin NPC$ Si P = Np, $a_n b_n c_n \in NPC$
- NP intermediaire
- Si P = NP $P = NPC$? Non, mais presque. NPC = P- $\{\Sigma^*, \phi\}$.

Proof. Soit L $\in P - \{\Sigma^*, \phi\} \implies \exists w_a \in Let \exists w_r \notin L$.
On a que 3-sat $\in NPC \subset NP = P$
$\implies \exists machineturingm$ qui decide 3-sat en temps polynomial.

- sur entree E:

    simule M sur E

    si M accepte E:

        ecrire w_a sur le ruban

    si M rejette E:

        ecrire $w_r surlaruban$

$\implies 3 - sat \leq^p L \implies L \in NPC \implies P - \ldots \subset NPC$.
Montrons que NPC $\subset P - \{\}$
On a NPC $\subset NP = P$, on doit seulement montrea que $\Sigma \notin NPCet\phi \notin NPC$.
Si $\Sigma^* \in NPC$

□

1 revision