rova 3
Lucas Campos Jorge - 15/0154135
Rafael Martins Pereira Chianca - 15/0145608
1- Para provarmos que 2-SAT EP, precisamos provar
que 2-SAT pode ser resolvido em tempo polinomial. Exemplo
de instância 2-SAT:
Φ= (X1 V X2) Λ(X1 V X3) Λ(X1 V X2)
Para decidirmos se uma instância 2-SAT é satisfativel·ou
não, podemos transformar o problema em um problema de
grafos.
Com um grato G=(V,E), podemos associar cada literal Zi
e zi a um vértice, tal que G possui an, sendo na quanti-
dade de literais de O.
As arestas de G são definidas pela seguinte velação: $(a \lor b) = \bar{a} \rightarrow b$, $\bar{b} \rightarrow a$
$(avb) = \overline{a} \rightarrow b, \overline{b} \rightarrow a$
Esta relação descreve que em uma claúsula (a v b), se
à não é verdadeiro, b' deve ser verdadeiro, logo à implica em
b. O contrário também é válido. Portanto, criamos uma avesta
(u, v) spara cada claúsula (ū v v) em Q.
Utilizando o como exemplo, podemos formar o sequinte
grato:
(χ_1) (χ_1)
(\mathcal{X}_2) $(\overline{\mathcal{X}}_2)$
The state of the s
(χ_3) $(\overline{\chi}_3)$
Coma construção do grato, a implicação rde um literal a > b se propaga pela representação, logo, se há um caminho de um literal xi para Xi, haveria uma contradição, cavacte-
a > b se propaga pela representação, logo, se há um caminho
de um liferal zi para Zi, haveria uma contradição, cavacte-
rizando o como insatistátivel.
tilibra

)						1
Logo m caminho de e práo é sati Porti arato pode um caminho m busca em oncluir que	stative, anto, como ser teita em grati	caso con caso con em tempo o a par	ntrávio, stormaç oo polin rtiv de sto 01	é sati	a rep a ver ato poo Sendo o	l. resento iticaço le ser ssim, l	ação ão feita podemos
190 2-SAT	€ P.	oe ser i	(65011)	NO CEVI	1011900	10 × 1	
Lase	Mongage 1	See St.	13/4			in A	
	13.75			JANK			
K VALUE	NE CHO C					le A	
The state of the s	formalism from		The second secon				
	- Christia 153	LINE CAN		Vi Legali		N 231	(
STIFFE WE AS			A THE STREET				
The state of							
432 64		N LA		(8)			
	19/7:	1		No.			
		8 1		Y)			
			7-12-12-12-12-12-12-12-12-12-12-12-12-12-				
		- N	-	N h			
		139 1/2	10	1116131	11/2 11	61	
i v sa spir	Bay services						
			a de			1	1-19
			er de	3	- 4	Territ.	

2) Para provar que o ham cycle é NP-completo, send	0
ham cycle Q, devemos provar:	
1-QÉNP	
2-Q é NP-dificil	San.
- O M Gafaa	
1: Para provar que Q é NP, basta provar que	
1: Para provar que Q é NP, basta provar que a partir de uma solução, conseguímos verificá-la	em
tempo polinomial.	
Tendo uma solução de ham cycle P de um grafo G, por mos verifica-la percorrendo o caminho verificando se to os vértices só foram percorridos apenas uma vez e todos configuram o grafo G. Com isso, à complexidade estará lim da pela representação do grafo G, configurando $\Theta(V+E)$. Portanto, por essa verificação ser em tempo polinomial prova que ham cycle é NP.	dos
2 Charles principal and the control of the control	
2: Para provarmos que Q e NP-difícil, precisamos d	e
outro problema Q', onde Q'≤,Q e Q' € NP.	
Para isse, utilizaremes 35AT como Q'.	
Utilizaremos uma transformação na qual uma forma	X
conjuntiva normal com, no máximo, 3 literais, como no exemple	9;
$\Phi = (a_1 \vee b_1 \vee c_1) \wedge (a_2 \vee b_2 \vee c_2) \wedge \dots \wedge (a_k \vee b_k \vee c_k)$	_
A partir disso, criaremos um grafo G, que possui um har cycle, se o é satisfazível. Sendo esta transformação feita um tempo polinomial.	n_

tilibra

A redução se baseia em caminhar por um caminho i da esquerda para a direita se xi e "setado" para verdadeiro. Cada caminho tem (3m+1) nos, onde m é a quantidade de clausulas em o. Unde cada ai, bi e ci é um literal xi ou Xi e Ci... Cr são as clausulas de o. Cada "estrutura diamante" tem uma linha de nos com cone xões bidirecionais. CK Conecta assim se Xi Conecta está em Cj desse jeito se Xi esta na dausula Ck tilibra

Para existir um ciclo hamiltoniano, devemos visitar cada
no de clausula.
Apenas podemos visitar uma clausula se ela for satisfecto
(colocando um de seus termos como verdadeiro).
Então, se existir um ciclo hamiltoniano, o é satisfazível.
The state of the s
Como a criação do grafo é limitada pela representação 3SAT, número de cláusulas m e literais K, temos que Q'≤, Q, logo, por provar 1 e z, temos que o ham
3SAT, número de clausulas m e literais K, temos que
Q'≤. Q. 1090, por provar 1 e z, temos que o ham
cycle é NP-completo.
Allendary and the second of th
All the second of the second o
(tilibra)

4- Para provarmos que FNCX-SAT E P, temos que,
primeiramente provar que una instância FNCX-SAT é satisfative
em tempo polinomial. Exemplo de uma instância FNCX-SAT:
$\phi = (\bar{a} \oplus b \oplus C) \wedge (b \oplus C)$
Para descobrirmos se o é satistative podemos
transformar p em um sistema de equações lineares em módulo o
sendo cada XOR possui a característica de soma em módulo.
Portanto, podemos representar cada literal Xi de
O como uma variável e Ti como uma variável mais 1, resul-
tando no assista cistama linear somo example have ado em to
tando no seguinte sistema linear, como exemplo, baseado em P
$(a+1)+b+c=1 \mod 2$
$b+c = 1 \mod 2$
Esta transformação pode ser feita em tempo polivic
mial, pois é limitada pela quantidade de literais e clausulas.
Com esta nova representação, basta provarmos que
O sistema de equações acima possui uma solução. Para isto, podemo
utilizar Eliminação Guassiana.
Entretanto, ainda temos que provav que a eliminação
gaussiana EP. Seque abaixo o algoritmo da eliminação gaussia-
10:
1- Traque duas linhas da matriz
2- Multiplique uma linha por um valor não nulo
3- Adicionar o múltiplo de uma linha em outra linh
Após estas operações se encontra uma matriz triangu-
lar que resolve o sistema.
A eliminação de gauss exige no máximo:
A eliminação de gauss exige no máximo: 2n³ + 3n² - 5n subtações
6
Logo, a eliminação gaussiana possui complexidade
$\{emporal de O(n^3).$ [tilibra]

em tempo polinomial. Logo, a eliminação gaussiana EP, então FNCX-SATEP.
1 Seja, a eliminação gaustiaria processiana E P, entas
TMCV-CATED
FNCX-SATEP. A operação realizada pade ser descrita pelo seguinte
discourse de la Fully SAT de Br. a pliminação
diagrama, onde « É FNCX-SAT e B é a eliminação
gaussiana:
polinomial de
1 x -0 B
In In I I I SIM
B -> Algoritmo em t. SIM
polinomial de B
MINING THE RESIDENCE OF THE PARTY OF THE PAR
- The transfer of the transfer
- 6 to warm cap a block of the a day of the
the second will be the second of the second
The state of the s
- Spaint of a superconsequence of the principle of the contraction
menting from the or only open to a discourse the morning
- The his law is a probability of the law is
when a year on the wind of the parties of the parti
- From the second secon
- Cather We was a significant
A Section of the sect
tilibra