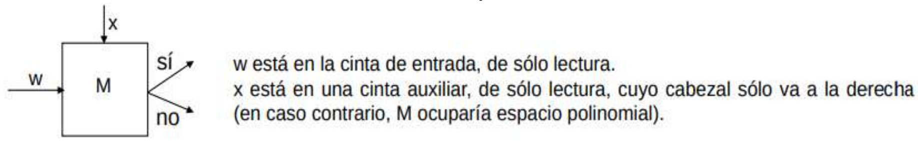
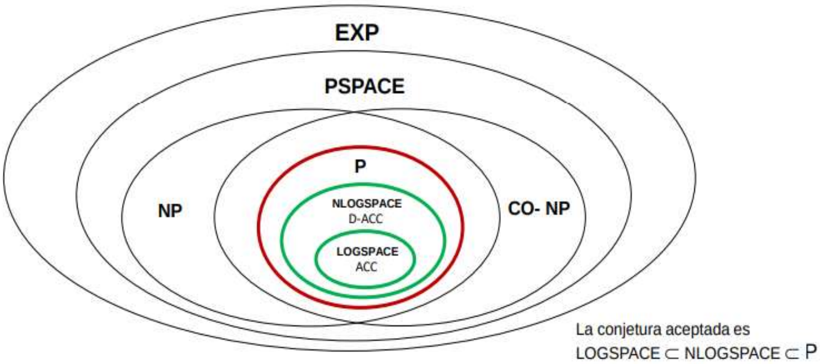
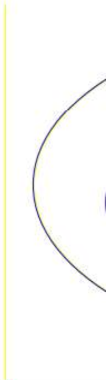
Clase 8- temas avanzados de complejidad computacional

martes, 29 de abril de 2025 19:02

NLOGSPACE
Cuando hay una mt m que para toda cadena w puede verificar en espacio o log2||w si w pertenece a l, con la ayuda de un certificado sucinto x (con |x| menor a polyw)
X está en una cinta auxiliar de solo lectura y el cabezal va solo a la derecha.

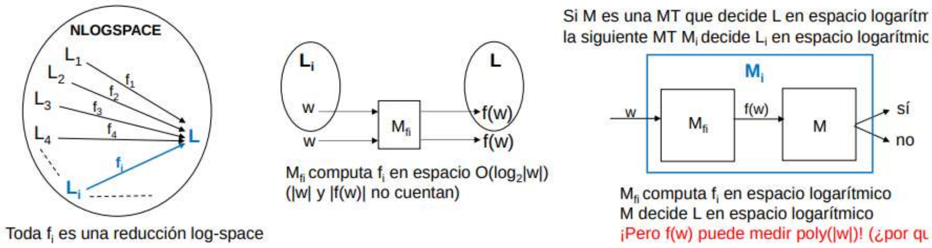






En reducciones dentro de espacio logarítmico necesito reducciones que trabajen en espacio logaritmico porque el tiempo polinomial puede ser mucho mayor que logaritmica.
Necesito una mt que labure en espacio logaritmico
DACC(problema de accesibilidad en grafos dirigidos) es nlogspace completo respecto a logspace

- **Si un lenguaje L es NLOGSPACE-completo y está en LOGSPACE, entonces LOGSPACE = NLOGSPA(**



Si mf labura en espacio logaritmo, la cota máxima de la maquina es polinómica. Entonces la salida f(w) puede ser poli y eso no me sirve.
Entonces, en lugar de darle toda la cadena a m la hago de a partes.
Mfi no le manda todo sino que le va dando cada vez solo el símbolo que m quiere

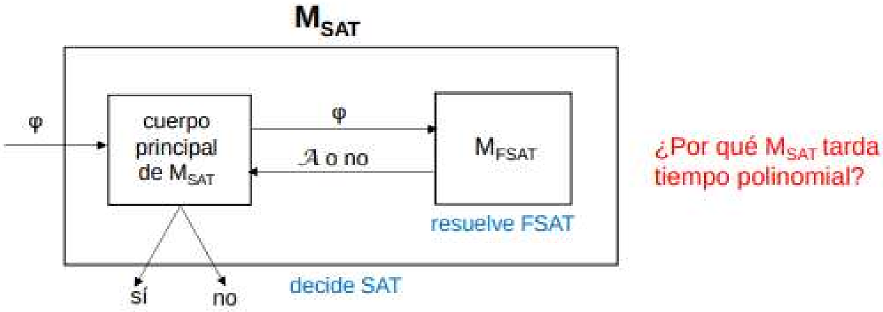
Si M se mueve a la derecha en su cinta de entrada, M_{fi} le envía el símbolo siguiente de f(w).

Si M se mueve a la izquierda en su cinta de entrada, M_{fi} se reinicia, obtiene el símbolo de f(w) que M requiere y se lo envía.

Truco clásico del espacio.
Peor caso de un espacio logaritmico es tiempo polinomial.

Complejidad temporal en problemas de búsqueda:
Las mt asociadas no solo aceptan sino que devuelven una solución si es que existe
Son de las más generles.

Si fuera eficiente decidir si una solución satisface una fórtmula, tb va a ser eficiente encontrar la solución a la fórmula y viceversa.
Fsat es igual o más difócil que sat. Encontrar es más dificil que verificar



Si FSAT ∈ FP entonces SAT ∈ P.
O lo mismo: si SAT ∉ P entonces FSAT ∉ FP.

FSAT es tan o más difícil que SAT

Lero lero el recíproc{o
La mayoria de las reducciones son parcimoniosas:gran mayoria de... no entendí
Levin reducción es un par de funciones: para problemas de búsqueda. Funciones de reducción de a a b y de b a a. creo
Pocos problemas npcompletos distintos

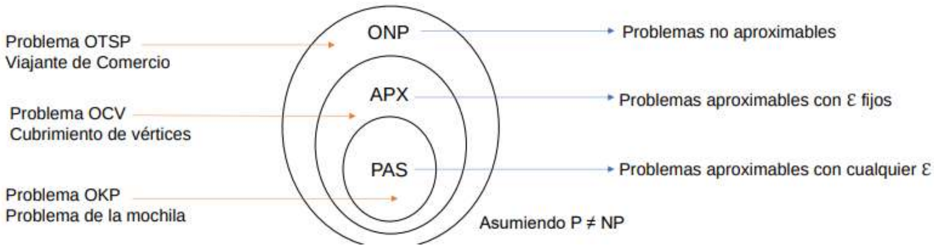
Profundizando en aproximaciones polinomiales:
Buscar mínima cantidad de nodos que cumplan un grafo: ocv
Al ejercicicio: teniendo una máquina que encuentra el m´jinimo cubrimiento, si longitud que devuelve el camino mínimo es mayor que k digo que no, sino que si. No entiendo por que eso no es poliomial, supngo que la primera máquina noe s polinomial.

- Formalizando, dada una MT M que computa una aproximación polinomial para un problema OL:
  - si **opt(w)** es la medida de la solución óptima para la cadena w,
  - y **m(M(w))** es la medida de la solución obtenida por M para w,
  - el **error relativo $\boldsymbol{\varepsilon}_w$** de M con respecto a w es:

$$\boldsymbol{\varepsilon}_w = \frac{|m(M(w)) - opt(w)|}{\max(m(M(w)), opt(w))}$$

  - ε_w siempre varía entre 0 y 1.
  - Si ε es el máximo de todos los ε_w, se dice que M es una **ε-aproximación polinomial** (o **tiene umbral ε**).
  - P.ej., la aproximación polinomial que construimos para OCV es una **1/2-aproximación polinomial**.

La idea es que e sea cercano a 0
M(w) depende del contexto del problema



En apx, siempre hay una cadena que te joroba

Jerarquíía polinomial: mete problemas que hast aahora no me entraban

4. La jerarquía polinomial

- Vimos que un lenguaje $L \in NP$ sii existe una MT M polinomial y un polinomio p tal que para toda cadena w:

  $w \in L$ sii ($\exists x$: $|x| \leq p(|w|$ tal que M acepta (w, x))

- Sean por ejemplo los lenguajes:

  MAX-IND = {(G, K) | el grafo G tiene un conjunto independiente de K vértices (K vértices no adyacentes), y no tiene conjuntos independientes de vértices más grandes}

  MIN-FORM = {(φ, K) | la fórmula booleana φ tiene K símbolos, y no existe ninguna fórmula booleana equivalente más chica}

- Dichos lenguajes también se pueden definir con MT polinomiales y certificados sucintos:

  MAX-IND: Existe una MT M polinomial y un polinomio p tal que para toda cadena w:
  $w \in$ MAX-IND sii ($\exists x_1$: $|x_1| \leq p(|w|$, $\forall x_2$: $|x_2| \leq p(|w|)$ tal que M acepta (w, x_1, x_2)), siendo:
  w = (G, K), x_1 es un conjunto de K vértices de G, y x_2 es un conjunto de más de K vértices de G.

  MIN-FORM: Existe una MT M polinomial y un polinomio p tal que para toda cadena w:
  $w \in$ MIN-FORM sii ($\forall x_1$: $|x_1| \leq p(|w|$, $\exists x_2$: $|x_2| \leq p(|w|)$ tal que M acepta (w, x_1, x_2)), siendo:
  w = (φ, K), x_1 es una fórmula booleana de menos de K símbolos, y x_2 es una asignación de valores de verdad.

De esta manera, MAX-IND y MIN-FORM no estarían en NP