

Teoremas, prop, etc. (Mi punto de vista de demo)

Obs: $L \subseteq NL \subseteq P$

Demo: Si L es construible en espacio, sabemos q' $NSpace(S(n)) \subseteq Space(2^{O(S(n))})$.
Tomar $S(n) = \log(n)$.

Proposición 23. $PATH \in NL$.

Demo: Inventa un camino de s a t , almacenando 2 nodos únicamente ($O(2 \log(n))$), la longitud del camino es de a lo sumo $n-1$ ($n = |V|$).

```
y ← s; m ← 0
mientras m < |V|:
    z ← inventar un valor en {0, ..., |V| - 1}
    si  $(y, z) \notin E$  (para esto, revisa  $G$  en la entrada), pasar a  $q_{no}$ 
    si no:
        si  $z = t$ , pasar a  $q_{si}$ 
        si no:
            y ← z; m ← m + 1
            pasar a  $q_{no}$ 
```

→ Es útil saberse el algoritmo concreto, pg' es usado algo similar en muchas casas.

Proposición 24. Si $L \notin \{\{0,1\}^*, \emptyset\}$ entonces L es NL-hard con respecto a \leq_p .

Demo:

Puedo reducir a cualquier $L \in NL$ a un $L \neq$ de los triviales.

Es absurdo pg' puedo computar X_L en tiempo polinomial directamente, ya q' $NL \subseteq P$.

Proposición 25. Sean f, g computables implícitamente en L . Entonces $g \circ f$ es computable implícitamente en L .

Demo:

Sale de ir computando Mg y cada vez q' que requiera un bit de $f(x)$, lo computo con M_f .

$Mg(\langle x, i \rangle) = g(x)(i)$
 $M_f(\langle x, i \rangle) = f(x)(i)$

} Bit i de la salida de hacer g/f con entrada x .

Teorema 21. $PATH \in NL$ -completo y por lo tanto $\overline{PATH} \in coNL$ -completo.

Demo:

PATH E NL-HARD: Si $f(x) = \langle G_{N,x}, C_0, C_f \rangle$, con C_0 = Configuración inicial de N con entrada x , C_f = Configuración final.

Cada configuración se codifica con $C \cdot \log|x|$ bits.

Luego,

$x \in L$ si: N acepta x

sii Existe un camino desde C_0 a C_f en $G_{N,x}$

sii $f(x) \in PATH$

O sea, básicamente es una especie de Reach, pero implementada con $PATH$, donde no me guarda el camino q' hago.

Todavía no está todo, hay que ver que f es computable implícitamente en L :

Numeramos todas las configuraciones en orden lexicográfico.

$G_{N,x}$ es representable con una matriz de adyacencia de $(2^{c \cdot \log |x|})^2$

Luego, $|f(x)| = O((2^{c \cdot \log |x|})^2) = O(|x|^{2c})$

Usa el truquito de obtener la matriz de adyacencia on-the-fly.

O sea, tengo M det. tal q' dada $\langle x, i \rangle$ decide si i corresponde a un bit de la matriz de adyacencia de $G_{N,x}$, o a un bit de la codificación de C_0 o a un bit de C_f .

PATH \in coNL-completo:

Si sé que para cualquier $L \in NL$, $L \leq_L \text{PATH}$, puedo decir q' puedo ver que para cualquier $L \in \text{coNL}$ buscar $L \in NL$ y reducirlo a PATH , donde su complemento equivaldría a L .

$x \in L \iff x \notin L \iff f(x) \notin \text{PATH} \iff f(x) \in \text{PATH}$

Esto es computable implícitamente en L , por lo cual:

$L \leq_L \text{PATH}$ $\uparrow \uparrow$

Teorema 22. $L \in NL$ sii existe un polinomio $p : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ y una máquina determinística M con una cinta de entrada adicional de lectura de una única vez (lee y pasa a la siguiente celda a la derecha pero no puede volver atrás) tal que 1) para todo $x \in \{0,1\}^*$, $x \in L$ sii existe $u \in \{0,1\}^{p(|x|)}$ tal que $M(x,u) = 1$; aquí $M(x,u)$ denota la salida de M cuando la cinta de entrada tiene x y la cinta adicional de lectura de una única vez tiene u ; 2) M usa espacio $O(\log n)$; en este modelo de máquina con cinta de entrada adicional, la cinta de entrada y la cinta adicional no cuentan en el espacio (solo cuentan sus cintas de trabajo y salida).

Demo: Es lo análogo a lo de NP con certificados para NL.

Teorema de Immerman-Szelepcsenyi:

Teorema 23 (Immerman-Szelepcsenyi). $\text{PATH} \in NL$.

Demo:

Es para ver q' $t \notin A_n$.

$Q \vee Q \langle G, s, t \rangle \notin \text{PATH}$ se puede verificar en tiempo poly.

Sea $G = (V, E)$ y $V = \{1, \dots, n\}$. Sea el lenguaje:

$A_i = \{v \in V : v \text{ es alcanzable desde } s \text{ en } i \text{ pasos}\}$

Ver q' A_n es la componente conexa de s en G (Todos los nodos a los q' puede llegar).

$\langle G, s, t \rangle \notin \text{PATH} \iff t \notin A_n$. (Es una reducción bastante fácil de ver)

Luego q' la no pertenencia de t en A_n está en NL.

Ahora toca ver q' hay un certificado y verificable q' permite ver q' $t \notin A_n$.

Partimos el certificado en distintos Z para distintos hechos.

Certificado de $q' \forall v \in A_i$:

$$Z_{v \in A_i} = \langle v_0, v_1, \dots, v_K \rangle$$

$v_0 = s$; $v_i (0 \leq i \leq K)$ es la codificación de un nodo de V ; $(v_i, v_{i+1}) \in E$;
 $v_K = v$; $K \leq i$.

* Notar $q' | Z_{v \in A_i}|$ es poly y q' el verificador puede chequear el certificado en $O(\log(n))$.

Certificado de $q' \forall v \notin A_i$ conociendo $|A_i|$

Similar al anterior,

Todos son vdd.

En A_i se alcanzan exactamente $|A_i|$ nodos

$$Z_{v \notin A_i}^{|\mathbb{A}_i|} = \langle (v_1, Z_{v \in A_i}), (v_2, Z_{v \in A_i}), \dots, (v_K, Z_{v \in A_i}) \rangle$$

$v_j \in V$; $K = |\mathbb{A}_i|$; $v_i \leq v_{i+1}$; $v \notin \{v_1, \dots, v_K\}$

$Z_{v \notin A_i}^{|\mathbb{A}_i|}$ Muestra K elementos distintos en A_i , tal q' ninguno es v .

$|\mathbb{A}_i|$ = Cantidad de nodos alcanzables desde s en i pasos *

Certificado de $q' \forall v \notin A_i$ conociendo $|\mathbb{A}_{i-1}|$

Similar a la anterior,

$$Z_{v \notin A_i}^{|\mathbb{A}_{i-1}|} = \langle (v_1, Z_{v \in \mathbb{A}_{i-1}}), \dots, (v_K, Z_{v \in \mathbb{A}_{i-1}}) \rangle$$

↑ No hay una arista directa entre ningún v_i y v (pues q' no hay un camino de longitud 1)

$v_j \in V$; $K = |\mathbb{A}_{i-1}|$; $v_i \leq v_{i+1}$; $v \notin \{v_1, \dots, v_K\}$ y $v \notin \bigcup_{i \leq K} E(v_i)$. ($E(x) = \{y \mid (x, y) \in E\}$)

Certificado de que $|\mathbb{A}_i| = a$ conociendo $|\mathbb{A}_{i-1}|$

$$Z_{|\mathbb{A}_i|=a}^{|\mathbb{A}_{i-1}|} = \langle (1, Z_1), (2, Z_2), \dots, (n, Z_n) \rangle$$

Son los v , tal q' haya comino de s a v .

① Si $v \in A_i \Rightarrow Z_v = Z_{v \in A_i}$; ② Si $v \notin A_i \Rightarrow Z_v = Z_{v \notin A_i}$; $|v : Z_v = Z_{v \in A_i}| = |\mathbb{A}_i| = a$.

✓ Verificar q' la cantidad de estos sea a .

La decisión de si poner ① ó ② en Z_i es responsabilidad del certificado. *

Certificado final de que $t \notin A_n$

Es una lista de certificados tal que:

$$Z = \langle Z_{|\mathbb{A}_1|=a_1}^{|\mathbb{A}_1|}, Z_{|\mathbb{A}_2|=a_2}^{|\mathbb{A}_2|}, \dots, Z_{|\mathbb{A}_n|=a_n}^{|\mathbb{A}_n|}, Z_{t \notin A_n}^{|\mathbb{A}_n|} \rangle$$

$a_i = |\mathbb{A}_i|$; $A_0 = \{s\}$; $|\mathbb{A}_0| = 1$.

El tamaño de Z es poly y q' el verificador puede chequear el certificado en espacio $O(\log(n))$

A medida q' lee el certificado de izq. a der., va guardando $|\mathbb{A}_{i-1}|$ para verificar $Z_{|\mathbb{A}_i|=a_i}$.

Corolario 4. $\text{NL} = \text{coNL}$.

Demo:

Como sé q' un lenguaje coNL -completo ($\overline{\text{PATH}}$) pertenece a NL (por el anterior teorema), por lo cual puedo decir q' para cualquier $L \in \text{coNL}$ puedo reducirlo a un problema en NL . O sea, $\text{coNL} \subseteq \text{NL}$.

Para ver $\text{NL} \subseteq \text{coNL}$ es muy similar.

Teorema 24. Si $S(n) \geq \log n$ es construible en espacio entonces $\text{NSPACE}(S(n)) = \text{coNSPACE}(S(n))$.

Observemos que $\text{NL} = \text{coNL}$ es un caso particular del Teorema 24 cuando $S(n) = \log n$.

Lo Pej: $\text{NSPACE}(n^c) = \text{coNSPACE}(n^c)$, o sea $\text{NPSPACE} = \text{coNPSPACE}$. Esto lo sabía igual pq', $\text{PSPACE} = \text{NPSPACE}$.

Proposición 26. $\text{MAXINDSET} \in \Sigma_2^P$.

Demo:

M máq. det. Con entrada $x = \langle V, E, K, C, D \rangle$ ($G = (V, E)$, C y D son subconjuntos de V y K es \neq un número).

$M : \langle x \rangle$

Retorna 1 si C, D son cjs. independientes de G , C con K vértices y D con $\{K\}$ cantidad de vértices de C .

Si no, retorna 0.

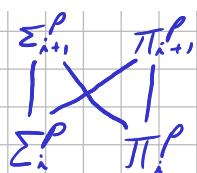
Luego, tenemos que:

$\langle \underbrace{\langle V, E, K \rangle}_{x} \rangle \in \text{MAXINDSET} \Leftrightarrow \exists C \in \{0, 1\}^{|V|}, \forall D \in \{0, 1\}^{|C|}, M(\langle V, E, K, C, D \rangle) = 1$

Proposición 27. La jerarquía polinomial tiene las siguientes propiedades:

$\Sigma_1^P = \text{NP}$, $\Sigma_i^P \subseteq \Sigma_{i+1}^P$, $\Pi_i^P \subseteq \Sigma_{i+1}^P$, $\Pi_1^P = \text{coNP}$, $\Sigma_i^P \subseteq \Pi_{i+1}^P$, $\Pi_i^P \subseteq \Pi_{i+1}^P$, $\text{PH} = \bigcup_{i \geq 0} \Sigma_i^P$

La pregunta $\text{P} \stackrel{?}{=} \text{NP}$ se puede generalizar a $\Sigma_i^P \stackrel{?}{=} \Sigma_{i+1}^P$; ninguna se conoce. Decimos que la jerarquía polinomial **colapsa** si $\text{P} = \text{PH}$. Veamos que si $\text{P} = \text{NP}$ entonces la jerarquía polinomial colapsa.



Proposición 28. Si $\text{P} = \text{NP}$ entonces $\text{PH} = \text{P}$.

Demo:

Por inducción:

Caso base: $\Sigma_1^P = \Pi_1^P \rightarrow$ Sale por la suposición "Si: $\text{P} = \text{NP}$ ".

Hip. Inductiva: $\Sigma_i^P, \Pi_i^P \subseteq \text{P}$

Caso inductivo:

$$\forall i \in \mathbb{N} \quad \Sigma_{i+1}^P, \Pi_{i+1}^P \subseteq P.$$

Asumo q' u; $(i; i+1) \in \{0, 1\}^{g'(x)}$

Sea $L \in \Sigma_{i+1}^P$. Existe M mág. det. poly y un polinomio g , tal que:

$x \in L \iff \exists u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \in \{0, 1\}^{g(x)} \quad M(\langle x, u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \rangle) = 1$

i alternancias (Σ_{i+1}^P)

Luego, definimos L' tal que:

$$\langle x, u \rangle \in L' \iff \exists u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \in \{0, 1\}^{g(x)} \quad M(\langle x, u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \rangle) = 1$$

i-1 alternancias (Π_i^P)

Después por HI sé q' $L' \in \Pi_i^P \subseteq P$, por lo cual existe M' mág. det. poly. tal q':

$\langle x, u \rangle \in L' \iff M'(\langle x, u \rangle) = 1$.

Lo cual implica que: Def. de NP.

$x \in L \iff \exists u \in \{0, 1\}^{g(x)} \quad M'(\langle x, u \rangle) = 1$

Por último como $L \in NP = P$. Digo q' el L es arbitrario en Σ_{i+1}^P , llegamos a q' $\Sigma_{i+1}^P \subseteq P$.

Es análogo para $\Pi_{i+1}^P \subseteq P$.

Proposición 29. Las clases Σ_i^P y Π_i^P están cerradas hacia abajo por \leq_p . Es decir, para $L' \leq_p L$ tenemos que si $L \in \Sigma_i^P$ entonces $L' \in \Sigma_i^P$ y si $L \in \Pi_i^P$ entonces $L' \in \Pi_i^P$.

Demo:

Cerradas para abajo: Si tengo L', L tal q' $L' \leq_p L$ y $L \in \Sigma_i^P \Rightarrow L' \in \Sigma_i^P$.
Idem para Π_i^P .

Me sonaría raro q' no igual... ¿Hay algún lenguaje q' no?

Sea M mág. det. poly. y g un polinomio tal q' para todo $x \in \{0, 1\}^*$

$$x \in L \iff \exists u_1, \dots, u_i \in \{0, 1\}^{g(x)} \quad M(\langle f(x), u_1, \dots, u_i \rangle) = 1 \quad (u_i \in \{0, 1\}^{g(x)})$$

$$M'(\langle x, u_1, \dots, u_i \rangle)$$

Como f es computable en tiempo poly y M corre en poly, entonces M' corre en poly también.

Y

Proposición 30. Si existe $L \in \text{PH-completo}$ entonces existe i tal que $\text{PH} = \Sigma_i^P$.

Demo:

$L \in \text{PH}$ y $L \in \text{PH-hard}$ ($L \leq_p \text{PH} \quad \forall L \in \text{PH}$). Al ser q' $\text{PH} = \bigcup_{i \in \mathbb{N}} \Sigma_i^P$, existe i tal q'

Luego, $\exists q \in PH \subseteq \Sigma_i^P$ ($q \in P$ es trivial).

Por prop. 29 sé q' si: $L' \leq_p L$, entonces $L' \in \Sigma_i^P$, por último $PH = \Sigma_i^P$.

$L' \in PH$, pero como $L' \leq_p L \Rightarrow L' \in \Sigma_i^P$

✓

Corolario 5. Si la jerarquía polinomial no colapsa en ningún nivel entonces $PH \neq PSPACE$.

Demo:

Por el contrarrecíproco,

S: $PH = PSPACE$ entonces existirían PH -completos (ya q' los hay $PSPACE$ -completos)

Luego, por la Prop. 30 la jerarquía colapsaría.

✓

Proposición 31. Para todo $i > 0$, $\Sigma_i \text{SAT} \in \Sigma_i^P$.

Demo:

Sea M máq. det. poly. q' con entrada $\langle \varphi, u_1, \dots, u_i \rangle$ hace lo siguiente:

Chequea q' φ es una QBF y q' $\models \varphi$. $|u_i| \geq |\bar{u}_i|$.

Revisa q' $(u_1 \uparrow |y_1|) \dots (u_i \uparrow |y_i|) \models \varphi$.

Luego, la M anterior corre en tiempo poly. y pide ver q':

$(K = |\langle \varphi \rangle|)$
 $(u_i \in \{0, 1\}^K)$

$\langle \varphi \rangle \in \Sigma_i \text{SAT} \iff \underbrace{\exists u_1 \forall u_2 \dots \exists u_i \forall u_{i+1} M(\langle \varphi, u_1, \dots, u_i \rangle)}$
 $i-1$ alternancias

✓

Proposición 32. Para todo $i > 0$, $\Sigma_i \text{SAT} \in \Sigma_i^P$ -hard.

Demo:

Simil al Teo. de Cook Levin. Ver.

donde $|u| = q(|x|)$ y $\bar{u} = u(0)u(0)u(1)u(1)\dots u(|u|-1)u(|u|-1)$ es la codificación de u y corresponde a la valúación para las variables de \bar{c} , las únicas variables libres de las fórmulas booleanas de arriba, que corresponden al certificado de M .

Esto fue solo un repaso de la demostración del Teorema 11. Veamos cómo usarlo ahora para probar la Proposición que estamos queriendo probar. Supongamos que $L \in \Sigma_i^P$. Sea M la máquina determinística oblivious, sin cinta de salida y con única cinta de trabajo (recordar la Proposición 3 y la Proposición 5), que corre en tiempo polinomial $t(n)$ y tal que para todo $x \in \{0, 1\}^*$ tenemos que

$$x \in L \quad \text{sii} \quad \underbrace{\exists u_1 \in \{0, 1\}^{q(|x|)} \dots Q_i u_i \in \{0, 1\}^{q(|x|)}}_{i-1 \text{ alternancias}} M(xu_1 \dots u_i) = 1.$$

Si $Q_i = \exists$ tenemos que $x \in L$ sii $\models \rho_x$ sii $\rho_x \in \Sigma_i \text{SAT}$, donde

$$\rho_x = \underbrace{\exists \bar{c}_1 \forall \bar{c}_2 \dots \underbrace{\exists \bar{c}_i \forall \bar{c}_i \bar{q}_0, \dots, \bar{q}_m}_{i-1 \text{ alternancias}}}_{\exists} \psi_1 \wedge \psi_2 \wedge \psi_3 \wedge \psi_4.$$

Observemos que ρ_x es una QBF con todas las tuplas cuantificadas de tamaño polinomial en $|x|$ que se computa en tiempo polinomial a partir de x . Cada \bar{c}_j es una tupla de variables booleanas de dimensión $2 \cdot q(|x|)$ y por lo tanto la tupla \bar{c} descripta más arriba es $\bar{c}_1 \dots \bar{c}_i$, de dimensión $2 \cdot i \cdot q(|x|)$. Observemos también que el último bloque se convierte en un \exists , entonces ρ_x sigue teniendo $i-1$ alternancias de cuantificadores. Si $Q_i = \forall$ tenemos que $x \in L$ sii $\models \rho_x$ sii $\rho_x \in \Sigma_i \text{SAT}$, donde

$$\rho_x = \underbrace{\exists \bar{c}_1 \forall \bar{c}_2 \dots \underbrace{\forall \bar{c}_i \forall \bar{c}_i \bar{q}_0, \dots, \bar{q}_m}_{i-1 \text{ alternancias}}}_{\forall} (\psi_1 \wedge \psi_2 \wedge \psi_3) \rightarrow \psi_4.$$

En este caso, el último bloque se convierte en un \forall , entonces ρ_x sigue teniendo $i-1$ alternancias de cuantificadores. Como la función $x \mapsto \rho_x$ es computable en tiempo polinomial, y $x \in L$ si $\rho_x \in \Sigma_i \text{SAT}$ concluimos que $L \leq_p \Sigma_i \text{SAT}$. Como L lo tomamos arbitrario en Σ_i^P concluimos que $\Sigma_i \text{SAT}$ es Σ_i^P -hard. □

$$M(xu) = 1 \quad \text{sii} \quad \bar{u} \models \exists \bar{c}_1, \bar{c}_2, \dots, \bar{c}_i \psi_1 \wedge \psi_2 \wedge \psi_3 \wedge \psi_4$$

$$\text{sii} \quad \bar{u} \models \forall \bar{c}_1, \bar{c}_2, \dots, \bar{c}_i (\psi_1 \wedge \psi_2 \wedge \psi_3) \rightarrow \psi_4,$$

Corolario 6. Para todo $i > 0$, $\Sigma_i \text{SAT} \in \Sigma_i^P$ -completo.

Proposición 33. Para todo $i > 0$, $\Pi_i \text{SAT} \in \Pi_i^P$ -completo.

Proposición 34. Si $\mathcal{X} \in \mathbf{P}$, entonces $\mathbf{P} = \mathbf{P}^{\mathcal{X}}$.

Demo:

Que $\mathbf{P} \subseteq \mathbf{P}^{\mathcal{X}}$ es trivial.

Q.v.Q $\mathbf{P}^{\mathcal{X}} \subseteq \mathbf{P}$:

Sea M máq. det. poly. y $L \in \mathbf{P}^{\mathcal{X}}$ tal q' $\mathcal{X}(M)$. Luego, sea M' máq. det. poly con acceso al oráculo \mathcal{X} q' decide \mathcal{X} .

Definimos M'' tal q' funciona como M' pero por cada llamada al oráculo con la consulta x llama a $M(x)$.

Como $M(x)$ es poly. respecto a x , lo es respecto a la entrada pg' si $|x| = n^c$, la entrada es de tamaño n y $|M(x)| = |x|^d$ entonces queda $pg' |M(x)| = n^{c+d}$, lo cual sigue siendo poly respecto a n .

Además como M'' funciona igual q' M' , puedo decir q' $L(M'')$ con M'' det. poly, o sea, $L \in \mathbf{P}$.

Proposición 35. $\text{EXPTIME} \subseteq \mathbf{P}^{\text{EXPCOM}}$.

Demo:

$\text{EXPCOM}^{\pi} = \{ \langle M, x, 1^n \rangle : M \text{ máq. det. con entrada } x \text{ devuelve } 1 \text{ en } \pi \text{ pasos} \}$

Sea $L \in \text{EXPTIME} = \text{DTIME}(2^{n^c})$ para alguna ctte. c y supongamos q' $L(M)$ con M una máq. det. q' corre en tiempo $O(2^{n^c}) = d \cdot 2^{n^c}$ con d ctte.

Luego, existe no tal q' para todo $x \in \{0,1\}^*$, $|x| > K$ tenemos q' M con entrada x termina en la sumo $2^{\lfloor \log_2 d \rfloor + 1}$ pasos (esto viene de la def. de O)

Ahora consideramos M' máq. det. con entrada x y acceso al oráculo π , que hace lo siguiente:

Para los casos finitos $|x| \leq n_0$: Calcula manualmente y retorna si $x \in L$

Para el resto, pregunta al oráculo si $\langle M, x, 1^{\lfloor \log_2 d \rfloor + 1} \rangle$ y retorna el resultado de esto.

M' corre en tiempo poly. y usa EXPCOM de oráculo, o sea, $L(M^{\pi})$, por ende $L \in \mathbf{P}^{\pi}$

Proposición 36. $\mathbf{NP}^{\text{EXPCOM}} \subseteq \text{EXPTIME}$.

\downarrow
 π

Demo:

Sea $L \in \mathbf{NP}^{\pi}$ y $L(N^{\pi})$ con N máq. no-det. q' corre en tiempo poly.

En tiempo exp. en $|x|$ puedo simular determinísticamente a N con entrada x (esta se ve como que $NP \subseteq E$) y también a cada consulta q' hace N al oráculo π (esto sale de q' las consultas son puestas en la cinta en tiempo poly., por la cual, la ejecución de la máq. q' decide π tarde a lo sumo $2^{O(|x|)}$ lo cual está en exp.).

Por ende, $NP^{\pi} \subseteq \text{ExpTime}$

Corolario 7. $P^{\text{EXPCOM}} = NP^{\text{EXPCOM}}$.

Demo:

Sale trivial que $P^{\pi} \subseteq NP^{\pi}$: Por la cadena de las 2 primeras \subseteq .

$\text{ExpTime} \subseteq P^{\pi} \subseteq NP^{\pi} \subseteq \text{ExpTime} \subseteq NP^{\pi} \subseteq P^{\pi}$

Por sanguiche se puede ver q' $P^{\pi} = NP^{\pi}$

Teorema 25 (Baker, Gill, Solovay). Existen oráculos A y B tal que $P^A = NP^A$ y $P^B \neq NP^B$.

Antes de hablar de la demo, lo q' dice este teorema es que, $P \stackrel{?}{=} NP$ no se puede relativizar, o sea, no se puede usar la resolución de este enigma para análogamente resolver $P^X = NP^X$ para cualquier $X \subseteq \{0,1\}^*$.

Demo:

Sé que $P^{\text{EXPCOM}} = NP^{\text{EXPCOM}}$, entonces declaro $A = \text{EXPCOM}$.

Ahora quiero encontrar un B tal q' $P^B \neq NP^B$:

Def. de U_B , dado B : Para cualquier $B \subseteq \{0,1\}^*$ definimos:

$$U_B = \{L^n : \exists x \in B, |x|=n\}$$

$U_B = \text{Cjto. de palabras en unario con la longitud de alguna palabra en } B$.

$U_B \in NP^B$ para cualquier B lo demostramos haciendo N máq. no-det. con oráculo B y entrada y tal que:

Si y no sigue la forma L^n : ret 0

Sino,

Inventa x tal q' $|x|=n$

Consulta si $x \in B$: ret rt. de consulta.

Luego, tenemos q':

$L^n \in L(N^B)$ sii $\exists x \in B, |x|=n$ sii $L^n \in U_B$

O sea, $U_B \in NP^B$ por esto puntualmente y q' equivale a esto

Ahora, la parte difícil, definir un B tal q' $U_0 \notin P^B$ (para ver q' $\in NP^B$ no fue necesario, pero ahora si, pues si nunca lo hiciera, $P^B \neq NP^B$ para cualquier B).

¿Qué buscamos en B ? Por qué? Ni idea

Definiremos $B = \bigcup B_i$, y al mismo tiempo una sucesión $(n_i)_{i \in \mathbb{N}}$. Los prop. de B y n_i que buscamos son:

- $B_0 = \emptyset$ y $n_0 = 1$
- $B_i \subseteq B_{i+1}$ y $n_i < n_{i+1}$ n_i apunta ser un delimitador del tamaño de las palabras en B_i .
- $x \in B_i \Rightarrow |x| \leq n_i$ (en particular, cada B_i es Finito)

La idea es diagonalizar y lograr q' para cada i , M_i con oráculo B corre en tiempo polinomial, entonces toma la decisión equivocada cuando la entrada es 1^{n_i} .

Si $M_i(1^{n_i}) = 1 \Rightarrow$ En B no debe haber ninguna cadena de longitud n_i (o sea, $1^{n_i} \notin U_0$).

Si: $M_i(1^{n_i}) = 0 \Rightarrow$ En B debe haber alguna cadena de longitud n_i (por lo q', $1^{n_i} \in U_0$).

Luego, veremos q' ninguna máq. q' corra en tiempo poly. decide U_0 , de modo q' $U_0 \notin P^B$.
Más específicamente:

- $M_i^{B_i}(1^{n_i}) = M_i^B(1^{n_i})$: Si no paro' la máq. con oráculo B_i , la misma no va a parar en el oráculo B (lo mismo con el estado de aceptación y de rechazo).
- $M_i^{B_i}(1^{n_i}) = 1$ en tiempo 2^{n_i-1} sii B_i no contiene cadenas de tamaño n_i sii $1^{n_i} \notin U_{B_i}$ (sii $1^{n_i} \notin U_0$).

Construcción de B_i y n_i para $i > 0$.

$\forall K. \forall i \leq i$ tengo a n_K definido, junto a B_{i-1} . Sea l el máx de las longitudes consultado por $M_K^{B_{i-1}}(1^{n_K})$ al tiempo 2^{n_K-1} (o sea el máximo n_K)

Definimos $n_i = l + \max(l, n_{i-1})$. Para definir B_i , simulamos M_i con entrada 1^{n_i} por 2^{n_i-1} pasos.

- Si M_i consulta por un x con $|x| < n_i$, le respondemos lo mismo q' "x $\in B_{i-1}$ ". Es decir, la hacemos pasar a q' respi si "x $\in B_{i-1}$ " y a q' respi si "x $\notin B_{i-1}$ ".
- Si consulta por $|x| > n_i$, le respondemos "no", es decir, la hacemos pasar a q' respi: no.

Si $M_i(1^{n_i}) = 1$ en a lo sumo 2^{n_i-1} pasos, definimos $B_i = B_{i-1}$.

En este caso B_i no contiene cadenas de longitud n_i , pq' la única oportunidad q' tenía de entrar a B era en el paso i de la construcción.

Si $M_i(1^{n_i}) = 0$ en a lo sumo 2^{n_i-1} pasos o no llegó a la decisión todavía, elegimos un $x \in \{0, 1\}^*$ tal q' $|x| = n_i$, q' no haya sido consultado y definimos $B_i = B_{i-1} \cup \{x\}$ (tal x existe pq' hay 2^{n_i-1} números representables con n_i bits y solo hacemos 2^{n_i-1} consultas).

Entonces, $M_K(1^{n_K}) = 1$ sii B no contiene cadenas de longitud n_K .

Con este B definido, queremos:

Verificación de q' : $U_B \notin P^B$

Sea M det. y p un polinomio tal que M^B corre en tiempo $p(n)$ y M^B decide U_B .
Sea i suficientemente grande tal que $M_i = M$ y $2^{n_i} > p(n_i)$. Si ahora $M_i = M$ por 2^{n_i} pasos es suficiente para saber si M_i acepta o rechaza 1^{n_i} .

Si $M_i^B(1^{n_i}) = 1 \Rightarrow 1^{n_i} \notin U_B$
Si $M_i^B(1^{n_i}) = 0 \Rightarrow 1^{n_i} \in U_B$

} Esto es lo clave.

Por último, $M^B = M_i^B$ no puede decidir U_B pq' falla para la entrada 1^{n_i} .

Relación entre jerarquía polinomial y las clases NP

Teorema 26. Para $i \geq 1$, $\Sigma_{i+1}^P = NP^{\Sigma_i SAT}$.

Y

Demo:

$\Sigma_{i+1}^P \subseteq NP^{\Sigma_i SAT}$:

Sea $L \in \Sigma_{i+1}^P$, existe M det. poly. y un polinomio q tal que q' :

$x \in L \iff \exists \underbrace{u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \in Q_{i+1}}_{i-1 \text{ alternancias}}. M(\langle x, u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \rangle) = 1$
 $(u_1, \dots, u_{i+1} \in \{0, 1\}^{q(x)})$

Definimos:

$L' = \{ \langle x, u_1 \rangle : \underbrace{\forall u_2, \dots, u_{i+1} \in Q_{i+1}}_{i-1 \text{ alternancias}}. M(\langle x, u_1, u_2, \dots, u_{i+1} \rangle) = 1 \}$

Como $L' \in \Pi_{i+1}^P$, sé que $L' \not\subseteq \Sigma_i SAT$.

Luego, definimos una máq. no-det. N tal que q' con el oráculo L' y entrada $x \in \{0, 1\}^*$ hace:

Invento u_1

Consulto si $\langle x, u_1 \rangle \in L'$ y devuelvo la respuesta.

$L(N^L) = L$ se ve pq' resuelve q' existe u_1 que cumple lo de la QBF q' arranca con \forall .

El oráculo L' cumple q' $L' \not\subseteq \Sigma_i SAT$. Entonces, $L \in NP^{\Sigma_i SAT} = NP^{\Sigma_i SAT}$

↳ q' es invertir la salida de la rta. y toma $O(1)$.

$NP^{\Sigma_i SAT} \subseteq \Sigma_{i+1}^P$: (Esto es un bando T.T)

Sea $L \in NP^{\Sigma_i SAT}$ y N una máq. no-det. poly. en tiempo t tal que q' con oráculo $\Sigma_i SAT$ decide L .

$x \in L \iff \exists \text{ cálculo } u \text{ de } N^{\Sigma_i SAT} \text{ con entrada } x \text{ q' llega a q'}$.

A lo largo de u , N hace consultas q_1, \dots, q_K (con $K \leq t(|x|)$) al oráculo, del tipo

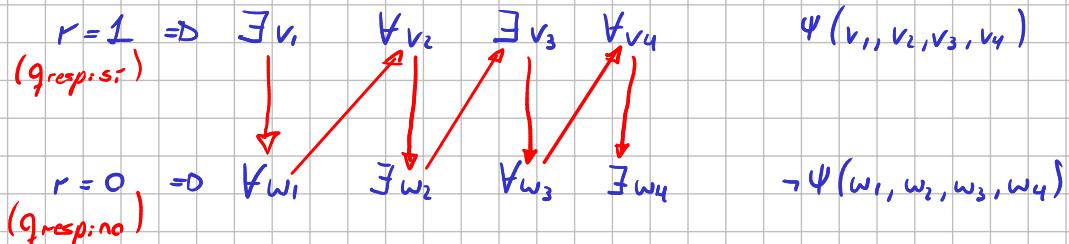
$q_j = \exists \underbrace{u_1, u_2, \dots, u_i}_{i-1 \text{ alternancias}}. \psi(u_1, \dots, u_i)$

↳ Es de este estilo pq' es a $\Sigma_i SAT$

donde $\Psi_j (j=1, \dots, K)$ es una fórmula booleana y los \bar{w}_i son tuplas de variables booleanas, y recibe respuesta $r_j \in \{0, 1\}$ ("sí" = $q_{\text{resp},j} = 1$ ó "no" = $q_{\text{resp},j} = 0$)

- Si $r_j = 1$: Existe \bar{v}_i tal q' $\bar{v}_i \models \bar{v}_i \dots Q \bar{v}_i \cdot \Psi_j(\bar{v}_1, \bar{v}_2, \dots, \bar{v}_i)$
- Si $r_j = 0$: Para todo \bar{w}_i tenemos $\bar{w}_i \models \bar{w}_i \dots Q \bar{w}_i \cdot \Psi_j(\bar{w}_1, \bar{w}_2, \dots, \bar{w}_i)$, o sea $\bar{w}_i \models \exists \bar{w}_i \dots Q \bar{w}_i \rightarrow \Psi_j(\bar{w}_1, \bar{w}_2, \dots, \bar{w}_i)$

Ejemplo visual:



Entonces,

$$x \in L \text{ si: } \underbrace{\exists u \exists r \exists v \forall w \forall v_i \exists w_i \exists v_3 \forall w_3 \forall v_4 \exists w_4}_{4 \text{ alternancias, o sea, } \Sigma_5^r}$$

Fin ejemplo visual

$x \in L$ si: Existe un cálculo u , variables booleanas $(r_j)_{j=1, \dots, K}$ y tuplas booleanas $(\bar{v}_i)_{i=1, \dots, K}$ y $(\bar{w}_i)_{i=1, \dots, K}$ tal q' N acepta x siguiendo el cálculo u , recibe resp. r_1, \dots, r_K (en orden) a las consultas del oráculo para $j=1, \dots, K$.

- $r_j = 1$ y $\bar{v}_i \models \forall \bar{v}_i \exists \bar{v}_3 \dots Q \bar{v}_i \cdot \Psi_j(\bar{v}_1, \bar{v}_2, \dots, \bar{v}_i)$ para algún \bar{v}_i .
- $r_j = 0$ y $\bar{w}_i \models \exists \bar{w}_i \forall \bar{w}_3 \dots Q \bar{w}_i \cdot \neg \Psi_j(\bar{w}_1, \bar{w}_2, \dots, \bar{w}_i)$ para todo \bar{w}_i .

Luego,

$$x \in L \text{ si: } \underbrace{\exists u \exists (r_j)_{j=1}^K \exists (\bar{v}_i)_{i=1}^K \forall (\bar{w}_i)_{i=1}^K \forall (\bar{v}_i)_{i=1}^K \exists (\bar{w}_i)_{i=1}^K \exists (\bar{v}_3)_{i=1}^K \forall (\bar{w}_3)_{i=1}^K \dots Q(\bar{v}_i)_{i=1}^K Q(\bar{w}_i)_{i=1}^K}_{i \text{ alternancias. } i-2 \text{ alternancias.}} \cdot \Psi$$

donde Ψ expresa q' N acepta x siguiendo el cálculo u , recibe como resp. r_1, \dots, r_K (en orden) a las consultas al oráculo y para $j=1, \dots, K$:

$$r_j = 1 \text{ y } \models \Psi_j(\bar{v}_1, \bar{v}_2, \dots, \bar{v}_i) \quad \text{o bien}$$

$$r_j = 0 \text{ y } \models \neg \Psi_j(\bar{w}_1, \bar{w}_2, \dots, \bar{w}_i)$$

Se ve q' Ψ expresa una condición q' es computable en tiempo poly.

Concluimos q' :

$$L \in \Sigma_{i+1}^P$$

Teorema 27. $P \subseteq P_{/\text{poly}}$.

Demo:

Sea $L \in P$ y M una máq. det. q' corre en tiempo $p(n)$ con p un polinomio.

$x \in L$ si: $M(x) = 1$ para todo $x \in \{0,1\}^*$

Sea M oblivious, sin cinta de salida y con única cinta de trabajo. Luego,

$x \in L$ si: Existe una secuencia de mini-configurationes $z_0, \dots, z_{p(x)}$ de M con entrada x tal q' z_0 es inicial para x , $z_{p(x)}$ es final

z_i se representa con la cadena $e \uparrow$ ong! z_i :

$e \in \{0,1\}^2$ codifica el símbolo leído por la cabeza en la cinta de entrada

$t \in \{0,1\}^2$ " de trabajo

$s \in \{0,1\}^c$ codifica el estado de M (c es ctte.)

$$|z_i| = 4 + c = K.$$

Para n fijo, construimos C_n tal que $M(x) = C_n(x)$ para todo $x \in \{0,1\}^n$.

z_{i+1} depende de:

- e
- z_i
- $z_{\text{prev}(i,n)}$ (Anterior vez q' la cabeza de la cinta de trabajo estaba en la posición i)

Sea $F_n: \{0,1\}^{2K+2} \rightarrow \{0,1\}^K$ tal q':

$$F_n(e \uparrow z_i \uparrow z_{\text{prev}(i,n)}) = z_{i+1}$$

Podemos representar F_n con un circuito de tamaño constante, independiente de n .

- Al ser M oblivious: Las pos. de la cabeza de entrada y trabajo de M solo dependen de n y del nro de paso del círculo de M con entrada x .

$$|C_n| = O(n + p(n)) \text{ y } C_n(x) = M(x), \text{ o sea } P \subseteq P_{\text{poly}}.$$

↑

Teorema 28. $P \not\subseteq P_{\text{poly}}$.

Demo:

Si $L \subseteq \{1^n : n \in \mathbb{N}\}$, entonces $L \in P_{\text{poly}}$.

O sea, puedo tomar un lenguaje unario L indecidible, por ejemplo:

$$H = \{1^n : x \text{ es la } n\text{-ésima cadena y } \text{halt}(x) = 1\}$$

↑

Ordenamos las cadenas en orden lexicográfico y por longitud (las binarias, así las puedo representar unariamente)

Entonces, tenemos q' $H \in P_{\text{poly}} \setminus P$ (ya q' en P no hay L 's indecidibles).

Y

Proposición 37. Sea $(C_n)_{n \in \mathbb{N}}$ una familia de circuitos de tamaño $S(n)$ tal que¹⁴ $C_n(\varphi) = \chi_{\text{SAT}}(\varphi)$ para toda fórmula booleana $\varphi = \varphi(x_1, \dots, x_n)$ con $|\varphi| = n$. Entonces existe una familia de circuitos $(C'_n)_{n \in \mathbb{N}}$ de tamaño polinomial en $S(n)$ tal que para todo n : C'_n tiene n salidas y para toda fórmula booleana $\varphi = \varphi(x_1, \dots, x_n)$ con $|\varphi| = n$, tenemos $\varphi(C'_n(\varphi)) = \chi_{\text{SAT}}(\varphi)$.

Lo sea, se puede hacer una $(C'_n)_{n \in \mathbb{N}}$ q' adivine la valación q' que satisface una fórmula, si es q' existe.

Demo:

$\Sigma: \varphi \in \text{SAT}$, entonces:

Reemplazo x_i con 1, si sigue siendo SAT continuo, si no a x_i le asigno 0.

↳ $\varphi(\chi_{\text{SAT}}(\varphi(1, x_2, \dots, x_n)), x_2, \dots, x_n) \in \text{SAT}$.

Se repite el razonamiento con las demás variables.

Ahora q' q' esto se pueda hacer en un circuito.

Dada $\varphi = \varphi(x_1, \dots, x_n)$ de tamaño n y C_n tal q' $C_n(\varphi) = \chi_{\text{SAT}}(\varphi)$, definimos C'_n con entrada φ y salidas r_1, \dots, r_n ($r_i \in \{0, 1\}$) como:

- $r_1 = C_n(\varphi(1, x_2, \dots, x_n))$
- $r_2 = C_n(\varphi(r_1, 1, \dots, x_n))$
- ...
- $r_n = C_n(\varphi(r_1, r_2, \dots, 1))$.

De la valación

Luego, tenemos q' $\varphi \in \text{SAT}$ si: $r_1 \dots r_n \models \varphi$ si: $\models \varphi(C'_n(\varphi))$

La evalúa.

✓

Teorema de Karp-Lipton

Teorema 29 (Karp-Lipton). Si $\text{NP} \subseteq \text{P/poly}$, entonces $\text{PH} = \Sigma_2^{\text{P}}$.

Idea: Se q' $\text{P}_2\text{-SAT} \in \text{P}_2\text{-Completo}$. Vay a usar el método de q' si: $\text{P}_2 = \Sigma_2^{\text{P}}$ (o sea q' $\text{P}_2\text{-SAT} \in \Sigma_2^{\text{P}}$) sucede q' $\text{PH} = \Sigma_2^{\text{P}}$.

Demo:

Si $\text{NP} \subseteq \text{P/poly}$, existe un polinomio p y una familia de circuitos $(C_n)_{n \in \mathbb{N}}$ de tamaño $p(n)$ tal q' para toda fórmula booleana φ de tamaño n :

$\varphi \in \text{SAT}$ si: $\exists \bar{v} \in \{0, 1\}^n$. $\bar{v} \models \varphi$ si: $\exists \bar{v} \in \{0, 1\}^n$. $\models \varphi(\bar{v})$ si: $C(\varphi) = 1$

↳ Por def. de P/poly .

Supongamos $\varphi = \varphi(x_1, \dots, x_i, y_1, \dots, y_j)$ una fórmula booleana de tamaño n

Tenemos q' que:

$y_i \in \text{SAT}$

Esto sale de q' $\text{NP} \subseteq \text{P/poly}$

$\forall u \in \{0, 1\}^i$. $(\exists \bar{v} \in \{0, 1\}^n) \models \varphi_u(\bar{v})$ si: $C_n(\varphi_u(\bar{v})) = 1$

Como q' $\text{P}_2\text{-SAT} \in \Sigma_2^{\text{P}}$, tago el lenguaje $\text{P}_2\text{-SAT}$ teniendo en cuenta q' $\text{NP} \subseteq \text{P/poly}$

Luego,

$$\begin{aligned} \forall \bar{x} \exists \bar{y}. \varphi(\bar{x}, \bar{y}) \in \Pi_2 \text{SAT} &\stackrel{\text{def. } \Pi_2 \text{SAT}}{\underset{*}{\text{sii}}} \forall \bar{u} \exists \bar{v}. \models \varphi(\bar{u}, \bar{v}) \rightarrow \varphi_{\bar{u}} \in \text{SAT} \\ \text{sii: } \forall \bar{u}. C_n(\varphi_{\bar{u}}) = 1 &\rightarrow P_{q'} \text{SAT} \in \text{P/poly} \\ \text{sii: } \forall \bar{u} \models \varphi_{\bar{u}}(C_n(\varphi_{\bar{u}})) &\rightarrow \varphi(C_n(\varphi)) = \text{XSAT}(\varphi) \\ \text{sii: } \exists c \forall \bar{u} \models \varphi_{\bar{u}}(R_c(\varphi_{\bar{u}})) &\quad (\text{Con } |C_n(\varphi)| = n) \end{aligned}$$

φ_c : Circuito representado por $c \in \{0,1\}^*$
 q : Polinomio tal que $q' | \langle C_n \rangle | \langle q(n) \rangle$.

* A ver, la idea es fácil de ver, $p_{q'}$ es pasar de un específico a un general, o sea, digo C_n funciona como $\varphi(C_n(\varphi)) = \text{XSAT}(\varphi)$, entonces, existe un circuito representado por c (el cuál ya mostré antes) que cumple $\varphi(R_c(\varphi)) = \text{XSAT}(\varphi)$.

Para la vuelta tengo que existe un circuito donde para todo \bar{u} se satisface que $\models \varphi_{\bar{u}}(R_c(\varphi_{\bar{u}}))$, o sea $R_c(\varphi_{\bar{u}})$ devuelve una valúación q' que satisface $\varphi_{\bar{u}}$, entonces, el teorema de q' existe esta valúación implica que $\varphi_{\bar{u}}$ es satisfacible, o sea valores a $*^c$ y llegas a $\models \varphi_{\bar{u}}(C_n(\varphi_{\bar{u}}))$.

Luego, obtuve que $\Pi_2 \text{SAT} \in \Sigma_1^0$ mostrando por sii que se podía representar con $\exists \forall$.

Proposición 38. $\text{minSize}(f) = O(n2^n)$ para toda $f : \{0,1\}^n \rightarrow \{0,1\}$. \rightarrow Cota superior

$$\text{minSize}(f) = \min \{ |C| : C \text{ tiene } n \text{ entradas } \wedge \forall \bar{x}. C(\bar{x}) = f(\bar{x}) \}$$

Demo:

Demostración. Ya lo probamos en la Proposición 8 para CNF. Otra prueba: podríamos describir a f en DNF (forma normal disyuntiva) con

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{\substack{(y_1, \dots, y_n) \in \{0,1\}^n : \\ f(y_1, \dots, y_n) = 1}} \bigwedge_{1 \leq i \leq n} x_i = y_i,$$

donde la subfórmula $x_i = y_i$ representa x_i si $y_i = 1$ y $\neg x_i$ en caso contrario. Podemos ver que la fórmula se representa con un circuito de tamaño $O(n2^n)$. \square

\rightarrow Cota inferior

Teorema 30. Para todo $n > 1$, existe $f : \{0,1\}^n \rightarrow \{0,1\}$ tal que $\text{minSize}(f) > 2^n/4n$.

Demo:

Demostración. Supongamos un circuito C de tamaño a lo sumo S . De (26) sabemos que podemos codificar C con a lo sumo $4 \cdot S \cdot \log S$ bits.

Para cualquier función $S : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, definimos $K_{n,S}$ como el conjunto de circuitos con n entradas de tamaño a lo sumo $S(n)$. Claramente tenemos que $\#K_{n,S} \leq 2^{4S(n) \log S(n)}$. Tomemos $S(n) = 2^n/4n$. Entonces codificamos cada $C \in K_{n,S}$ con a lo sumo:

$$4 \cdot S(n) \cdot \log S(n) = 4 \frac{2^n}{4n} \log \frac{2^n}{4n} < \frac{2^n}{n} \log 2^n = 2^n$$

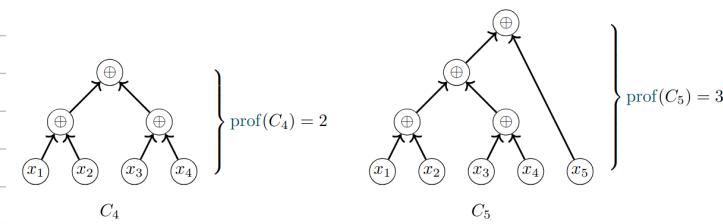
bits y por lo tanto $\#K_{n,S} < 2^{2^n}$. Como la cantidad de funciones $\{0,1\}^n \rightarrow \{0,1\}$ es 2^{2^n} , existe una función $f : \{0,1\}^n \rightarrow \{0,1\}$ tal que $\text{minSize}(f) > 2^n/4n$. \square

Proposición 39. $\text{PARITY} \in \text{NC}_{\text{nu}}^1$.

$\oplus = \vee$ (or exclusivo).

$\text{PARITY} = \{x : x \text{ tiene una cantidad impar de 1's}\}$

Demo:



Proposición 40. $\text{PARITY} \notin \text{AC}_{\text{nu}}^0$.

Demo: Muy compleja para el alcance de la materia.

Proposición 41. $\text{SUMA} \in \text{AC}_{\text{nu}}^0$.

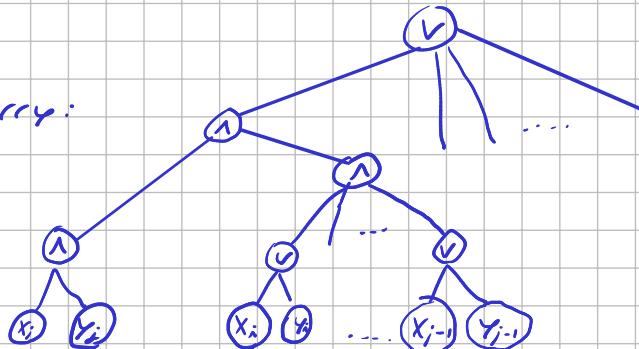
$\text{SUMA} = \{xyz : |x| = |y| = i, |z| = i+1, x+y=z, i \geq 1\}$

Demo:

Primero venos cómo calcular el carry:

$$C_i = 0 \quad ; \quad C_{i+1} =$$

$$c_1 = 0 \quad \text{y} \quad c_{i+1} = \bigvee_{i \geq j \geq 1} \left((x_j \wedge y_j) \wedge \bigwedge_{i \geq k > j} (x_k \vee y_k) \right)$$



Ver q' C_{i+1} solo depende de la entrada y no de C_i . (y es 3 de prof.)

Luego, para el resultado de la suma queda $s_i = x_i \oplus y_i \oplus C_i$. (Por lo cual tiene prof. ctro.)

Por último trago $\bigwedge (\text{si } s_i = z_i) \quad (\text{Lo cual es de prof. 1})$.

Proposición 42. $\text{NC}_{\text{nu}}^d \subseteq \text{AC}_{\text{nu}}^d \subseteq \text{NC}_{\text{nu}}^{d+1}$. Por lo tanto, $\text{AC}_{\text{nu}} = \text{NC}_{\text{nu}}$.

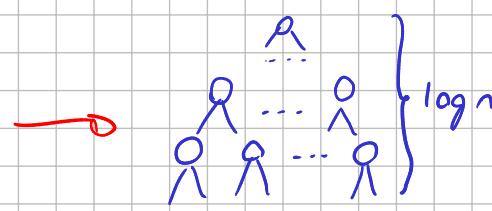
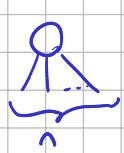
No se terminan más los teoremas ... TT

Demo:

$\text{NC}_{\text{nu}}^d \subseteq \text{AC}_{\text{nu}}^d$: Trivial (análo, de tener Fan-in 2 lo tenéis ahora arbitrario).

$\text{AC}_{\text{nu}}^d \subseteq \text{NC}_{\text{nu}}^{d+1}$:

Por cada nodo de Fan-in arbitrario meto nodos de fan-in binario generando una prof. de $\log(n)$.



Luego, si el circuito original tenía prof. de $O(\log^d n \cdot \log n) = O(\log^{d+1} n)$

Teorema 31. \mathcal{L} es decidable por una familia de circuitos \mathbf{P} -uniforme si $\mathcal{L} \in \mathbf{P}$.

①

Demo:

① $\Rightarrow \mathcal{L} \in \mathbf{P}$:

Sea M máq. det. q' corre en tiempo poly. tal q' para todo n , tenemos que:

$$M(1^n) = \langle C_n \rangle$$

y para todo $x \in \{0,1\}^n$:

$$x \in \mathcal{L} \text{ si: } C_n(x) = 1$$

Luego, definimos M' q' con entrada x hace esto:

$$\text{Simula } M(1^{|x|}) = \langle C \rangle$$

\Rightarrow Poly por def

Evaluá $C(x)$ y devuelve su salida

\Rightarrow Poly pq' es recorrer el circuito con cont. poly. de nodos.

Entonces como $\mathcal{L}(M')$, queda probado.

$\mathcal{L} \in \mathbf{P} \Rightarrow ①$:

Viendo la demo del teo. 27 ($\mathbf{P} \subseteq \mathbf{P}/\text{poly}$) ver q' la familia de circuitos q' se construye es \mathbf{P} -uniforme.

✓

Proposición 43. PARITY $\in \mathbf{NC}^1$.

La Proposición 41 se transforma en

Proposición 44. SUMA $\in \mathbf{AC}^0$.

La Proposición 42 se convierte en

Proposición 45. $\mathbf{NC}^d \subseteq \mathbf{AC}^d \subseteq \mathbf{NC}^{d+1}$. Por lo tanto, $\mathbf{AC} = \mathbf{NC}$.

Proposición 46. $\mathbf{NC} \subseteq \mathbf{P}$.

Demostración. Es una consecuencia inmediata del Ejercicio 17 y de la definición de \mathbf{NC} . \square

Teorema 32. \mathcal{L} tiene una solución paralela eficiente si $\mathcal{L} \in \mathbf{NC}$.

Solución paralela eficiente: Un problema tiene esta si: puede ser resuelto para entradas de tamaño n usando una computadora paralela con una cantidad polinomial ($n^{O(1)}$) de procesadores en tiempo polibigarítmico ($\log^{O(1)} n$).

Teorema 33. $\mathbf{NC}^1 \subseteq \mathbf{L}$.

Idea: Con un $\mathcal{L} \in \mathbf{NC}^1$ genérico qvq $\mathcal{L} \in \mathcal{L}$.

Demo:

Sea $\mathcal{L} \in \mathbf{NC}^1$ ($(C_n)_{n \in \mathbb{N}}$ tal q' $|C_n|$ es poly. en n , $\text{prof}(C_n) = O(\log n)$ y $x \in \mathcal{L}$ si: $C_n(x) = 1$ y sea M una máq. det. q' computa implícitamente en \mathcal{L} la función $1^n \mapsto \langle C_n \rangle$)

Ahora voy a querer una función computable implícitamente en \mathcal{L} tal que esto simule C_n para cualquier n .

Definimos la función $g(1^n, x, u)$ recursivamente como sigue:

- Si u es la codificación del K -ésimo ($1 \leq K \leq n$) nodo de entrada de C : $ret \in \{K-1\}$
- " " de un nodo etiquetado con $*$ ($* \in \{v, \wedge\}$) de C_n , con hijos v_1, v_2 : $ret \rightarrow g(1^n, x, v_1) * g(1^n, x, v_2)$
- " " de C_n , con hijo v : $ret \rightarrow g(1^n, x, v)$

Tenemos $g'(C_{1^n}(x) = 1 \iff g(1^n, x, u_0) = 1$.

u_0 : Codificación de salida (sink) de C_{1^n} .
 n : $|x|$

Podemos computar $g(1^n, x, u_0)$ en espacio $O(\log(n))$ de esta manera:

- Para resolver la recursión recorreremos el circuito C_n usando DFS.
- Cada camino de longitud i desde el nodo de salida se puede codificar con una palabra $\{0,1\}^i$ (0 : hijo izq. ó único; 1 : hijo der.).
- Por hipótesis, la prof. de C_n es logarítmica, de modo $q' \in O(\log n)$. Por esto, nos lleva espacio logarítmico llevar cuenta del camino q' estamos analizando.
- Para saber qué tipo de nodo estamos analizando en cada momento, y por lo tanto también la cant. de hijos que tiene, simulamos $M(1^n)$ (lo cual por hipótesis también usa espacio $O(\log(n))$).

X

Teorema 34. Sea $L \in \text{NSPACE}(S(n))$. Existe una familia de circuitos $(C_n)_{n \in \mathbb{N}}$ con compuertas \wedge y \vee de fan-in arbitrario y una máquina determinística M tal que para todo $n \geq 1$ y $x \in \{0,1\}^n$ tenemos que $x \in L$ si y solo si $C_n(x) = 1$, $M(1^n) = (C_n)$, $|C_n| = 2^{O(S(n))}$ y $\text{prof}(C_n) = O(S(n))$.

Lo Decidible por una Fila de Circuitos Uniforme, $|C_n| = 2^{O(S(n))}$ y $\text{prof}(C_n) = O(S(n))$

Demo:

Sea $L \in \text{NSpace}(S(n))$ (N máq. no-det. q' usa espacio $O(S(n))$ tal q' $L(N)$)

Consideramos el grafo de configuraciones $G_{n,x}$ (q' tiene $m = 2^{O(S(n))}$ nodos para alguna const. c)

Sea $A_x \in \{0,1\}^{m \times m}$ (matriz de adyacencia de $G_{n,x}$, cada fila y col de A_x representa una config del cálculo N con entrada x de modo q' ($A_{x,ij} = 1$ si: i evoluciona en un paso en j)).

Definimos $B_x = A_x \vee I$ (con I la matriz de identidad de dimensión $m \times m$ y el \vee se define coord. a coord.). Tendremos $(B_x)_{ij} = 1$ si: j es alcanzable desde i en $\leq l$ pasos.

↳ Flashbacks de ACC nrooo..

Consideramos una multiplicación \otimes de matrices (donde \vee juega de $+$ y \wedge de \cdot)

Porj: Para $C, D \in \{0,1\}^{m \times m}$:

$$(C \otimes D)_{ij} = \bigvee_{k \in [m]} (C_{ik} \wedge D_{kj}).$$

(Entonces, $(B_x^l)_{ij} = 1$ si: j es alcanzable desde i en $\leq l$ pasos)

Representamos matrices de dimensión $m \times m$ con circuitos: (Cada nodo es una posición de la matriz. (pensar en una matriz de $m \times m$ como una tira de m^2 nodos))

$$n = |X|$$

Construimos C_n con entrada X de la siguiente forma:

- Calculamos A_x (Se hace con un circuito de profundidad constante al ser q' disponemos todas las nodos de la matriz en un mismo nivel del circuito).
- Calculamos B_x (Otro circuito de profundidad constante)
- Calculamos $D_x = B_x^m = B_x^{2^{\mathcal{O}(S(n))}}$ ($m = 2^{\mathcal{O}(S(n))}$), esto nos toma prof. logarítmica en la dimensión m , es decir profundidad $\mathcal{O}(S(n))$).

Si suponemos q' la $C_0 = 1$ y $C_1 = 2$, entonces devolvemos $(D_x)_{1,2}$.

Luego, $(D_x)_{1,2} = 1$ si: Hay un cálculo aceptador de N a partir de x si: $N(x) = 1$

Luego, $C_n(x) = 1$ si: N acepta x , $\text{prof}(C_n) = \mathcal{O}(S(n))$ y $|C_n| = 2^{\mathcal{O}(S(n))}$

Las matrices A_x , B_x y D_x dependen de x , pero el circuito para calcularlas es el mismo para todo $x \in \{0,1\}^n$. Entonces, la def. del circuito solo depende de n .

La construcción es uniforme, es decir, existe una máq. det. M tal q' $M(1^n) = \langle C_n \rangle$

Corolario 8. $\text{NL} \subseteq \text{AC}^1$.

Demo:

Sea $L \in \text{NL} = \text{NSpace}(\log(n))$.

Del Teo. 34 tenemos una banda de cosas y se puede ver q' $1^n \rightarrow \langle C_n \rangle$ es computable implícitamente en L por M .

Proposición 47. CIRC-EVAL es P-completo.

$\text{CIRC-EVAL} = \{ \langle C, x \rangle : C \text{ es un circuito con } n \text{ entradas con único salida, } x \in \{0,1\}^n, \text{ y } C(x) = 1 \}$

Demo:

CIRC-EVAL $\in P$: Trivial, es recorrer el circuito.

CIRC-EVAL $\in P$ -HARD:

Sea $L \in P$ tal q' $L(M)$, M máq. det. y corre en tiempo poly.

Sabemos q' L es decidible por una familia de circuitos L -uniforme* (existe una función $f: \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^*$ computable implícitamente en L tal q' $f(1^n) = \langle C_n \rangle$)

Entonces, satisface que:

$$x \in L \Leftrightarrow C_{|x|}(x) = 1 \Leftrightarrow \langle f(1^{|x|}), x \rangle \in \text{CIRC-EVAL}$$

Es un ej. este ver.

p

Como $x \mapsto \langle f(L^{|x|}), x \rangle$ es computable implícitamente en L concluimos que:

$L \in \text{CIRC-EVAL}$

Teorema 35. Supongamos que \mathcal{L} es P-completo.

1. $\mathcal{L} \in \text{NC}$ si $\mathcal{P} = \text{NC}$
2. $\mathcal{L} \in \mathcal{L}$ si $\mathcal{P} = \mathcal{L}$

Demo: (item 1)

\Leftarrow) Trivial, pq' ya sé q' $\in \mathcal{P}$.

\Rightarrow)

Sea $L \in \text{NC}$ (existe e y una familia de circuitos $(C_n)_{n \in \mathbb{N}}$ L-uniforme tal q' $|C_n| = O(n^c)$, $\text{prof}(C_n) = O(\log^c n)$ y para todo $x \in \{0,1\}^*$ tenemos q' $C_n(x) = L$ si $x \in L$)

Sea $L' \in \mathcal{P}$, como $L \in \mathcal{P}$ -completo, existe $f' : \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^*$ computable implícitamente en L tal q' para todo $x \in \{0,1\}^*$ tenemos q' $x \in L'$ si $f'(x) \in L$.

Supongamos que $|f'(x)| = cn^c$ (En realidad es \uparrow)

Está en el apunte la demo

Como $L \subseteq \text{NC}$ (Lo vimos para lenguajes pero vale para cualquier función computable implícitamente en L , como f') (Existe d y una familia de circuitos $(C'_n)_{n \in \mathbb{N}}$ L-uniforme tal q' $|C'_n| = O(n^d)$, $\text{prof}(C'_n) = O(\log^d n)$, y para todo $x \in \{0,1\}^*$ tenemos q' $C'_n(x) = f'(x)$)

Entonces,

$x \in L' \iff f'(x) \in L \iff C_{cn^c}(f'(x)) = 1 \iff C_{cn^c}(C'_n(x)) = 1$

La composición de C y C' tiene tamaño poly. y prof. polilogarítmica, y se construye a partir únicamente de L .

Por último, esto prueba que $L' \in \text{NC}$, por ende $\mathcal{P} = \text{NC}$

\uparrow

The end?