

BPP está en la jerarquía polinomial

Teorema (Gács-Sipser-Lautemann)

$$BPP \subseteq \Sigma_2^P \cap \Pi_2^P$$

BPP está en la jerarquía polinomial

Teorema (Gács-Sipser-Lautemann)

$$BPP \subseteq \Sigma_2^P \cap \Pi_2^P$$

Como sabemos que $BPP = \text{co-BPP}$, nos basta demostrar que $BPP \subseteq \Sigma_2^P$

BPP está en la jerarquía polinomial

Teorema (Gács-Sipser-Lautemann)

$$BPP \subseteq \Sigma_2^P \cap \Pi_2^P$$

Como sabemos que $BPP = \text{co-BPP}$, nos basta demostrar que $BPP \subseteq \Sigma_2^P$

- Antes de realizar esta demostración vamos a ver dos ingredientes necesarios para ella

Una generalización de la noción de lenguaje

Sea Σ un alfabeto.

Un lenguaje L puede tener como elementos pares de strings sobre Σ

- Tenemos entonces que $L \subseteq \Sigma^* \times \Sigma^*$

L es un lenguaje como los que habíamos definido antes puesto que un par de strings también es un string

- Podemos representar (x, y) como un string $x\#y$ donde $\#$ es un símbolo nuevo

Una generalización de la noción de lenguaje

Sea Σ un alfabeto.

Un lenguaje L puede tener como elementos pares de strings sobre Σ

- Tenemos entonces que $L \subseteq \Sigma^* \times \Sigma^*$

L es un lenguaje como los que habíamos definido antes puesto que un par de strings también es un string

- Podemos representar (x, y) como un string $x\#y$ donde $\#$ es un símbolo nuevo

En las siguientes transparencias vamos a considerar lenguajes que consisten de pares o tuplas de strings.

Una caracterización de NP

Proposición

Sea L un lenguaje sobre un alfabeto Σ . Entonces L está en NP si y sólo si existe un lenguaje $A \subseteq \Sigma^ \times \Sigma^*$ y un polinomio $p(n)$ tales que $A \in PTIME$ y para todo $u \in \Sigma^*$:*

$$u \in L \text{ si y sólo si } (\exists v \in \Sigma^*, |v| = p(|u|)) : (u, v) \in A$$

Una caracterización de NP

Proposición

Sea L un lenguaje sobre un alfabeto Σ . Entonces L está en NP si y sólo si existe un lenguaje $A \subseteq \Sigma^ \times \Sigma^*$ y un polinomio $p(n)$ tales que $A \in PTIME$ y para todo $u \in \Sigma^*$:*

$$u \in L \text{ si y sólo si } (\exists v \in \Sigma^*, |v| = p(|u|)) : (u, v) \in A$$

Ejercicio

Demuestre la proposición.

Primer ingrediente: una caracterización de Σ_2^P

Proposición

Sea L un lenguaje sobre un alfabeto Σ . Entonces L está en Σ_2^P si y sólo si existe un lenguaje $B \subseteq \Sigma^ \times \Sigma^* \times \Sigma^*$ y un polinomio $q(n)$ tales que $B \in PTIME$ y para todo $u \in \Sigma^*$:*

$u \in L$ si y sólo si

$$(\exists v_1 \in \Sigma^*, |v_1| = q(|u|))(\forall v_2 \in \Sigma^*, |v_2| = q(|u|)) : (u, v_1, v_2) \in B$$

Primer ingrediente: una caracterización de Σ_2^P

Proposición

Sea L un lenguaje sobre un alfabeto Σ . Entonces L está en Σ_2^P si y sólo si existe un lenguaje $B \subseteq \Sigma^* \times \Sigma^* \times \Sigma^*$ y un polinomio $q(n)$ tales que $B \in PTIME$ y para todo $u \in \Sigma^*$:

$u \in L$ si y sólo si

$$(\exists v_1 \in \Sigma^*, |v_1| = q(|u|))(\forall v_2 \in \Sigma^*, |v_2| = q(|u|)) : (u, v_1, v_2) \in B$$

Ejercicio

Demuestre la dirección ($\Leftarrow$) de la proposición.

- Esta es la dirección que vamos a utilizar para demostrar que $BPP \subseteq \Sigma_2^P$

Otra mirada al lema de amplificación para BPP

Sea M una MT probabilística con alfabeto de entrada Σ

Otra mirada al lema de amplificación para BPP

Sea M una MT probabilística con alfabeto de entrada Σ

Dado $w \in \Sigma^*$ y $s \in \{0, 1\}^*$ tal que $t_M(|w|) \leq |s|$, decimos que $M(w, s)$ es incorrecto si:

$w \in L$ y $M(w, s)$ rechaza
o
 $w \notin L$ y $M(w, s)$ acepta

Otra mirada al lema de amplificación para BPP

Sea M una MT probabilística con alfabeto de entrada Σ

Dado $w \in \Sigma^*$ y $s \in \{0, 1\}^*$ tal que $t_M(|w|) \leq |s|$, decimos que $M(w, s)$ es incorrecto si:

$$\begin{aligned} &w \in L \text{ y } M(w, s) \text{ rechaza} \\ &\quad \text{ó} \\ &w \notin L \text{ y } M(w, s) \text{ acepta} \end{aligned}$$

Vamos a utilizar esta noción para dar una mirada alternativa del lema de amplificación para BPP

Otra mirada al lema de amplificación para BPP

Versión alternativa del lema de amplificación para BPP

Sea L un lenguaje sobre un alfabeto Σ . Si $L \in \text{BPP}$, entonces para cada $\ell \in \mathbb{N}$, existe una MT probabilística M tal que $t_M(n)$ es $O(n^k)$ y para cada $w \in \Sigma^*$:

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \left(\frac{3}{4}\right)^\ell$$

Segundo ingrediente: una versión más fuerte del lema de amplificación

Proposición

Sea L un lenguaje sobre un alfabeto Σ . Si $L \in BPP$, entonces existe una MT probabilística M tal que $t_M(n)$ es $O(n^k)$ y para cada $w \in \Sigma^$:*

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \frac{1}{3t_M(|w|)}$$

Demostración de la versión más fuerte

Como $L \in \text{BPP}$, sabemos que existe una MT probabilística M_1 tal que $t_{M_1}(n)$ es $O(n^{k_1})$ y para cada $w \in \Sigma^*$:

$$\Pr_s(M_1(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \frac{1}{4}$$

Suponemos que $t_{M_1}(n)$ es $\Omega(n)$ y $t_{M_1}(n) \geq 2$ para todo $n \in \mathbb{N}$

► ¿Por qué podemos suponer esto?

Demostración de la versión más fuerte

Sea $a = \frac{4}{3}$

Como en la demostración del lema de amplificación, defina una MT probabilística M que con entrada $w \in \Sigma^*$ realiza los siguientes pasos:

1. realiza $(2\ell + 1)$ ejecuciones de la MT probabilística M_1 , donde $\ell = 2\lceil \log_a(t_{M_1}(|w|)) \rceil$
2. retorna **sí** si al menos $(\ell + 1)$ de las ejecuciones dieron respuesta **sí**, y **no** en caso contrario

Demostración de la versión más fuerte

Como en la demostración del lema de amplificación, obtenemos que:

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \left(\frac{3}{4}\right)^\ell$$

Vamos a utilizar esta relación y la definición de ℓ para demostrar la versión más fuerte del lema de amplificación

Demostración de la versión más fuerte

Sea $k(n) = 2\lceil \log_a(t_{M_1}(n)) \rceil$

Tenemos que:

$$\begin{aligned} 3(2k(n) + 1)t_{M_1}(n) &= 3(4\lceil \log_a(t_{M_1}(n)) \rceil + 1)t_{M_1}(n) \\ &\leq 15\lceil \log_a(t_{M_1}(n)) \rceil t_{M_1}(n) \end{aligned}$$

puesto que $t_{M_1}(n) \geq 2$ para todo $n \in \mathbb{N}$.

Además, existe una constante n_0 tal que para todo $n \geq n_0$:

$$15\lceil \log_a(t_{M_1}(n)) \rceil t_{M_1}(n) \leq t_{M_1}(n)^2$$

puesto que $t_{M_1}(n)$ es $\Omega(n)$.

Demostración de la versión más fuerte

Por lo tanto para todo $n \geq n_0$:

$$\begin{aligned} 3(2k(n) + 1)t_{M_1}(n) &\leq t_{M_1}(n)^2 \\ &= a^{\log_a(t_{M_1}(n)^2)} \\ &= a^{2 \log_a(t_{M_1}(n))} \\ &\leq a^{2 \lceil \log_a(t_{M_1}(n)) \rceil} \\ &= a^{k(n)} \end{aligned}$$

Dado que $a = \frac{4}{3}$, concluimos que para todo $n \geq n_0$:

$$3(2k(n) + 1)t_{M_1}(n) \leq \left(\frac{4}{3}\right)^{k(n)}$$

Demostración de la versión más fuerte

Suponga que $|w| \geq n_0$

- Vamos a considerar el caso $|w| < n_0$ por separado

De la conclusión en la transparencia anterior obtenemos lo siguiente considerando que $\ell = k(|w|)$:

$$\begin{aligned}\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) &\leq \left(\frac{3}{4}\right)^\ell \\ &\leq \frac{1}{3(2\ell + 1)t_{M_1}(|w|)}\end{aligned}$$

Demostración de la versión más fuerte

Dado que $t_M(|w|) = (2\ell + 1)t_{M_1}(|w|)$, tenemos que:

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \frac{1}{3t_M(|w|)}$$

Demostración de la versión más fuerte

Dado que $t_M(|w|) = (2\ell + 1)t_{M_1}(|w|)$, tenemos que:

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \frac{1}{3t_M(|w|)}$$

Para concluir la demostración necesitamos considerar el caso $|w| < n_0$

Demostración de la versión más fuerte

Dado que $t_M(|w|) = (2\ell + 1)t_{M_1}(|w|)$, tenemos que:

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) \leq \frac{1}{3t_M(|w|)}$$

Para concluir la demostración necesitamos considerar el caso $|w| < n_0$

En este caso podemos modificar M para que satisfaga la condición:

$$\Pr_s(M(w, s) \text{ es incorrecto}) = 0 < \frac{1}{3t_M(|w|)}$$

¿Por qué podemos hacer esto?

