Prueba de Oposición

AY2 - Teoría

Teodoro Freund

19 de Septiembre del 2017

14:20

El Ejercicio 3

Dado $L = \{\ 0^i 1^j \mid i > j \vee i\ par\}$

a Demostrar que L cumple:

$$\forall \alpha (\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$

$$(\alpha = xyz \wedge |xy| \leq 2 \wedge |y| \geq 1 \wedge \forall k (xy^k z \in L)))$$

b Demostrar que L no es regular

Contexto

- Materia: Teoría de Lenguajes

Contexto

- Materia: Teoría de Lenguajes
- Lenguajes regulares, Lema de Pumping

Contexto

- Materia: Teoría de Lenguajes
- Lenguajes regulares, Lema de Pumping
- Primera Parte de la materia:
  - Los alumnos vieron los conceptos de gramáticas regulares, expresiones regulares y automátas. Y entienden su equivalencia.
  - Se dio el concepto de lenguaje regular. Y se vieron propiedades sobre estos.
  - Se vio el Lema de Pumping como herramienta para probar no regularidad.

¿Por qué?

- Es un problema que integra distintos conocimientos sobre lenguajes regulares y propiedades sobre ellos.
- Podría formar parte de una guía de ejercicios e incluso ser resuelto en clase.
- Deja asentado que si L es un lenguaje, no vale en general:

$$L \text{ cumple el Lema de Pumping} \Rightarrow L \text{ es regular}$$

El Ejercicio 3, de nuevo

Dado $L = \{\ 0^i 1^j \mid i > j \vee i\ par\}$

a Demostrar que L cumple:

$$\forall\alpha(\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$

$$(\alpha = xyz \wedge |xy| \leq 2 \wedge |y| \geq 1 \wedge \forall k(xy^k z \in L)))$$

b Demostrar que L no es regular

a. Demostración por casos

$L = \{ \ 0^i 1^j \mid i > j \lor i \ par\}$, queremos ver que L cumple:

$$\forall \alpha (\alpha \in L \land |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$
$$(\alpha = xyz \land |xy| \leq 2 \land |y| \geq 1 \land \forall k (xy^k z \in L)))$$

Primero notemos que $\alpha = 0^i 1^j$ y que $i + j \geq 2$.

a. Demostración por casos

$L = \{ \ 0^i 1^j \mid i > j \vee i \ par \}$, queremos ver que L cumple:

$$\forall \alpha (\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$
$$(\alpha = xyz \wedge |xy| \leq 2 \wedge |y| \geq 1 \wedge \forall k (xy^k z \in L)))$$

Primero notemos que $\alpha = 0^i 1^j$ y que $i + j \geq 2$.

- i par:

a. Demostración por casos

$L = \{\ 0^i 1^j \mid i > j \vee i\ par\}$, queremos ver que L cumple:

$$\forall \alpha (\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$
$$(\alpha = xyz \wedge |xy| \leq 2 \wedge |y| \geq 1 \wedge \forall k (xy^k z \in L)))$$

Primero notemos que $\alpha = 0^i 1^j$ y que $i + j \geq 2$.

- i par:
  - $i = 0$: *Pizarrón*

a. Demostración por casos

$L = \{\ 0^i 1^j \mid i > j \vee i\ par\}$, queremos ver que L cumple:

$$\forall \alpha (\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$
$$(\alpha = xyz \wedge |xy| \leq 2 \wedge |y| \geq 1 \wedge \forall k (xy^k z \in L)))$$

Primero notemos que $\alpha = 0^i 1^j$ y que $i + j \geq 2$.

- i par:
  - $i = 0$: *Pizarrón*
  - $i \neq 0 \Rightarrow i \geq 2$: *Pizarrón*

a. Demostración por casos

$L = \{\ 0^i 1^j \mid i > j \vee i\ par\}$, queremos ver que L cumple:

$$\forall \alpha (\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq 2 \Rightarrow \exists x, y, z$$
$$(\alpha = xyz \wedge |xy| \leq 2 \wedge |y| \geq 1 \wedge \forall k (xy^k z \in L)))$$

Primero notemos que $\alpha = 0^i 1^j$ y que $i + j \geq 2$.

- i par:
  - $i = 0$: *Pizarrón*
  - $i \neq 0 \Rightarrow i \geq 2$: *Pizarrón*
- i impar $\Rightarrow i > j$: *Pizarrón*

b. Por el absurdo

Primero que nada recordemos los siguientes resultados:

- Si r es una expresión regular, el lenguaje que genera es regular.
- Sean L y K dos lenguajes regulares:
  - $\overline{L}$ es regular. Esto se piensa con Σ^* cómo nuestro universo y $\overline{L} = \Sigma^* - L$.
  - $L \cap K$ es un lenguaje regular
  - $\exists n$ tal que se cumple el Lema de Pumping.

b. Por el absurdo

Primero que nada recordemos los siguientes resultados:

- Si r es una expresión regular, el lenguaje que genera es regular.
- Sean L y K dos lenguajes regulares:
  - $\overline{L}$ es regular. Esto se piensa con Σ^* cómo nuestro universo y $\overline{L} = \Sigma^* - L$.
  - $L \cap K$ es un lenguaje regular
  - $\exists n$ tal que se cumple el Lema de Pumping.

Galerazo:

- Sea R el lenguaje regular generado por la siguiente expresión regular: $(00)^*1^*$

b. Por el absurdo

Primero que nada recordemos los siguientes resultados:

- Si r es una expresión regular, el lenguaje que genera es regular.
- Sean L y K dos lenguajes regulares:
  - $\overline{L}$ es regular. Esto se piensa con Σ^* cómo nuestro universo y $\overline{L} = \Sigma^* - L$.
  - $L \cap K$ es un lenguaje regular
  - $\exists n$ tal que se cumple el Lema de Pumping.

Galerazo:

- Sea R el lenguaje regular generado por la siguiente expresión regular: $(00)^*1^*$
- Supongamos que L es regular

b. Por el absurdo

Primero que nada recordemos los siguientes resultados:

- Si r es una expresión regular, el lenguaje que genera es regular.
- Sean L y K dos lenguajes regulares:
  - $\overline{L}$ es regular. Esto se piensa con Σ^* cómo nuestro universo y $\overline{L} = \Sigma^* - L$.
  - $L \cap K$ es un lenguaje regular
  - $\exists n$ tal que se cumple el Lema de Pumping.

Galerazo:

- Sea R el lenguaje regular generado por la siguiente expresión regular: $(00)^*1^*$
- Supongamos que L es regular
- y llamemos K al lenguaje regular dado por $K = L \cap \overline{R} = L - R$