

Matemática Discreta I

Clase 22 - Árboles / Coloreo de vértices

FAMAF / UNC

14 de junio de 2022

Árboles

Definición

Diremos que un grafo T es un *árbol* si cumple que es conexo y no hay ciclos en T .

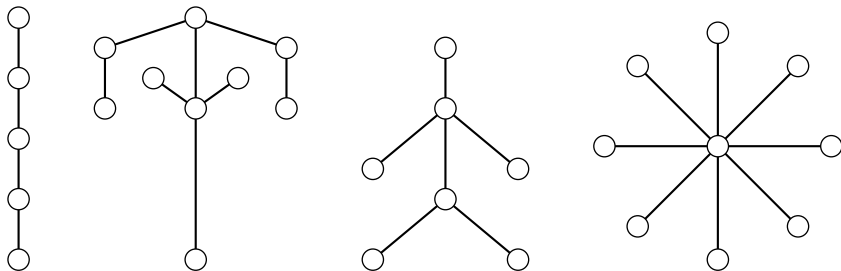


Figura: Algunos árboles

A causa de su particular estructura y propiedades, los árboles aparecen en diversas aplicaciones de la matemática, especialmente en investigación operativa y ciencias de la computación.

El siguiente lema nos resultará útil para probar una parte del teorema fundamental de esta sección.

Lema

Sea $G = (V, E)$ un grafo conexo, entonces $|E| \geq |V| - 1$.

Demostración

Como G es conexo existe una caminata que recorre todos los vértices de G :

$$v_1, v_2, \dots, v_r.$$

Renombremos los vértices de G con números naturales de tal forma que el primer vértice de la caminata sea 1, el segundo 2 y cada vez que aparece un vértice que no ha sido renombrado se le asigna el número siguiente.

Luego la caminata comienza en 1 y termina en n , donde $n = |V|$.

Observar: si i tal que $1 < i \leq n$ tenemos que la caminata tiene la forma

$$1, \dots, j_i, i, \dots, j_n, n$$

donde $j_i < i$, luego es claro que

$$\{j_2, 2\}, \{j_3, 3\}, \dots, \{j_n, n\}$$

forman un conjunto de $n - 1$ aristas distintas en G .



El siguiente teorema nos da 3 nociones equivalente a la definición de árbol.

Teorema

Si $T = (V, E)$ es un grafo conexo con al menos dos vértices, entonces son equivalentes las siguientes propiedades

T1) *T es un árbol.*

T2) *Para cada par x, y de vértices existe un único camino en T de x a y .*

T3) $|E| = |V| - 1$.

Este teorema se demuestra haciendo las pruebas:

$$\mathbf{T1} \Rightarrow \mathbf{T2} \Rightarrow \mathbf{T3} \Rightarrow \mathbf{T1}.$$

Luego, toda equivalencia se deduce de estas implicaciones.

Por ejemplo,

$$\mathbf{T1} \Leftrightarrow \mathbf{T3} \quad \text{pues} \quad \begin{cases} \mathbf{T1} \Rightarrow \mathbf{T2} \Rightarrow \mathbf{T3} \\ \mathbf{T3} \Rightarrow \mathbf{T1}. \end{cases}$$

(T1 \Rightarrow T2) Si hubiera dos caminos podríamos formar un ciclo.

(T2 \Rightarrow T3) Se hará por inducción en $|V|$.

Sea uv arista de T y sea $F = T - uv$. Como hay un único camino de u a v , F tiene dos componentes conexas: T_1 la componente conexa de u y T_2 la componente conexa de v .

En cada componente conexa $T_i = (V_i, E_i)$ hay un único camino de un vértice a otro, pues sino esa propiedad no se cumpliría en T .

Por HI, $|E_1| = |V_1| - 1$ y $|E_2| = |V_2| - 1$. Luego

$$\begin{aligned} |E| &= |E_1 \cup E_2| + 1 = |E_1| + |E_2| + 1 \stackrel{(HI)}{=} (|V_1| - 1) + (|V_2| - 1) + 1 \\ &= |V_1 \cup V_2| - 1 = |V| - 1. \end{aligned}$$

(T3 \Rightarrow T1) $|E| = |V| - 1$ y supongamos que T no es árbol \Rightarrow hay un ciclo \Rightarrow podemos sacar una arista uv y sigue siendo conexo \Rightarrow
 $|E - uv| = |V| - 2$ y conexo. Absurdo por el lema. □

Corolario

Sea T árbol con al menos dos vértices, entonces:

El grafo obtenido de T removiendo alguna arista tiene dos componentes, cada una de las cuales es un árbol.

Demostración

Es parte de la demostración de $T_2 \Rightarrow T_3$: el grafo que se obtiene de quitar una arista, es un grafo con dos componentes conexas cada una de ellas sin ciclos (pues sino los habría en T), luego cada una de ellas es árbol.



Coloreo de los vértices de un grafo

Problema

¿Cómo hacer un horario de actividades sin interferencias?

Ejemplo

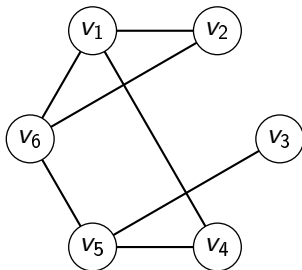
Supongamos que deseamos hacer un horario con seis cursos de una hora, $v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6$. Entre la audiencia potencial hay gente que desea asistir simultáneamente a

$\{v_1, v_2\}, \{v_1, v_4\}, \{v_3, v_5\}, \{v_2, v_6\}, \{v_4, v_5\}, \{v_5, v_6\}, \{v_1, v_6\}$.

¿Cuántas horas son necesarias para poder confeccionar un horario en el cual no haya interferencias?

Solución

Podemos representar la situación con el grafo:



Los vértices corresponden a las seis clases, y las aristas indican las interferencias potenciales.

Un horario el cual cumple con la condición de evitar interferencias es el siguiente:

Hora 1	Hora 2	Hora 3	Hora 4
v_1 y v_3	v_2 y v_4	v_5	v_6

Es una partición del conjuntos de vértices en cuatro partes, con la propiedad que ninguna parte contiene un par de vértices adyacentes del grafo.

Claramente, le corresponde una función:

$$c : \{v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6\} \rightarrow \{1, 2, 3, 4\},$$

donde

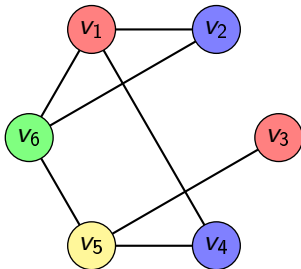
$$c(v_1) = c(v_3) = 1$$

$$c(v_2) = c(v_4) = 2$$

$$c(v_5) = 3$$

$$c(v_6) = 4.$$

También podemos representar esta función como un *coloreo de vértices* donde dos vértices adyacentes tienen distintos colores:



Cualquiera de las tres formas de presentar el resultado nos daría una solución (quizás no la mejor).



Definición

Una *coloración de vértices* de un grafo $G = (V, E)$ es una función $c : V \rightarrow \mathbb{N}$ con la siguiente propiedad:

$$c(x) \neq c(y) \quad \text{si} \quad \{x, y\} \in E.$$

El *número cromático* de G , denotado $\chi(G)$, se define como el mínimo entero k para el cual existe una coloración de vértices de G usando k -colores.

En otras palabras, $\chi(G) = k$ si y sólo si existe una coloración de vértices c la cual es una función de V a \mathbb{N}_k , y k es el mínimo entero con esta propiedad.

Volviendo al ejemplo de los horarios, nuestro primer intento fue de 4 colores.

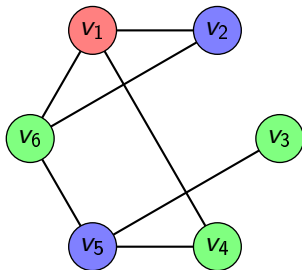
Un rápido intento con tres colores nos da la solución de este problema:

Color 1	Color 2	Color 3
v_1	v_2 y v_5	v_3, v_4 y v_6 .

Más aún, hacen falta por lo menos tres colores, puesto que v_1 , v_2 , y v_6 son mutuamente adyacentes y por lo tanto deben tener diferentes colores.

Luego concluimos que el número cromático del grafo es 3.

Podemos representar en el grafo la coloración:



En general, para probar que el número cromático de un grafo dado es k , debemos hacer dos cosas:

- a) encontrar una coloración de vértices usando k colores;
- b) probar que ninguna coloración de vértices usa menos de k colores.

¿Existe algún algoritmo general eficiente para encontrar el número cromático?

Respuesta: No.

Veremos la clase que viene un algoritmo para encontrar una coloración de vértices que aunque no es óptima nos da un resultado satisfactorio.