

# 1er Parcial AED3: Parte Domiciliaria

Manuel Panichelli, 72/18

October 11, 2020

# Preámbulo

Teoremas / Ejercicios utilizados.

## 0.1 Grafos

**Prop. 1.** El grafo completo con  $n$  vértices,  $K_n$ , tiene cantidad de aristas

$$m_{K_n} = \frac{n(n-1)}{2}.$$

**Lema 1.** La unión de dos caminos simples distintos entre dos vértices contiene un circuito simple.

## 0.2 Árboles

**Teorema 1** (Definiciones equivalentes de árbol). Dado  $G = (V, X)$  un grafo, las siguientes son equivalentes:

1.  $G$  es un árbol, un grafo conexo sin circuitos simples.
2.  $G$  es un grafo sin circuitos simples, y  $e$  arista tq  $e \notin X$ , el grafo  $G + e$  tiene exactamente un circuito simple el cual contiene a  $e$ .
3.  $G$  es conexo, pero si se saca cualquier arista queda un grafo no conexo. Es decir, toda arista es puente.
4.  $G$  es un grafo sin circuitos simples y  $m = n - 1$ .
5.  $G$  es conexo y  $m = n - 1$ .

**Lema 2.** Sea  $G = (V, X)$  conexo y  $e \in X$ .

$G - e$  es conexo  $\iff e$  pertenece a un circuito simple de  $G$ .

**Teorema 2.** Sean  $T = (V, X_T)$  un AG de  $G = (V, X)$ ,  $e \in X \setminus X_T$ . Luego  $T + e - f$  con  $f$  una arista del único circuito de  $G + e$  es AG de  $G$ .

**Teorema 3.** Todo árbol conexo tiene al menos un AG.

# Resolución

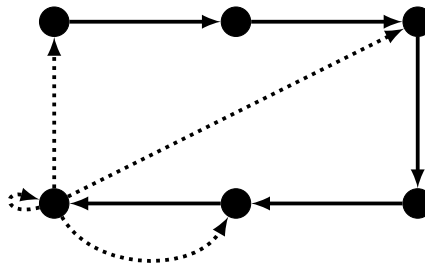
## Ejercicio 1

Un digrafo con loops tiene **forma de  $\rho$**  cuando todos sus vértices tienen grado de salida igual a 1.

Antes de comenzar, observo que como el grado de salida de **todos** los vértices es 1, hay exactamente  $n$  arcos ( $m = n$ )

- a) Dibujar 4 digrafos conexos y no isomorfos entre sí que tengan 6 vértices y forma de  $\rho$

Para ello, voy a aprovechar que tienen  $m = n$  arcos, y como  $n - 1$  es lo mínimo para que sea conexo, basta con ir cambiando el arco redundante para formar diferentes grafos.



Ejemplos de digrafos conexos con forma de  $\rho$ . Cada arco punteado representa un grafo diferente.

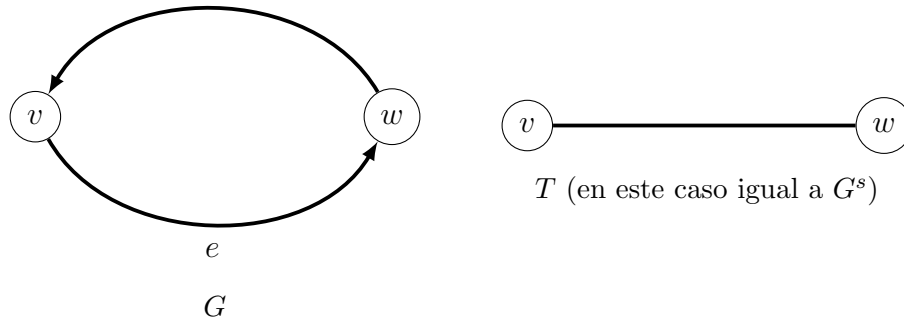
- b) Demostrar que si un digrafo es conexo (cuando su grafo subyacente lo es) y tiene forma de  $\rho$  entonces tiene un único ciclo.

*Proof.* Sea  $G$  un digrafo conexo con forma de  $\rho$ . Su grafo subyacente también será conexo, y por Teo. 3 tendrá un AG  $T$ , que por Teo. 1.5 tiene  $m = n - 1$ .

Como  $G$  tiene  $m = n$  arcos, sean

- $G'$  el sub-digrafo que resulta de convertir devuelta los ejes de  $T$  a los arcos de  $G$ .
- $e = (v, w)$  el que está demás ( $e \notin T, G'$ )

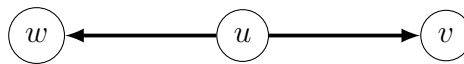
Ya que  $T$  es un árbol, no puede tener ciclos, y  $G'$  tendrá solo si se juntaron dos arcos de ida y vuelta en uno. Pero en ese caso,  $G$  tendría un ciclo, así que voy a suponer que no sucede y que  $G'$  no tiene ciclos.



Ejemplo de aristas que se combinan

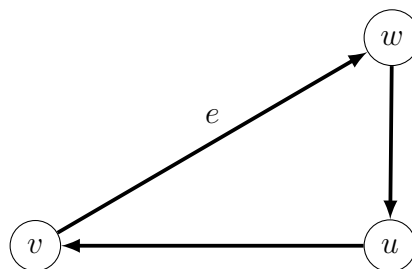
Como  $G'$  no tiene ciclos, si  $G$  los tiene, tienen que contener a  $e$ . Hay dos casos,

- Si  $e$  resulta ser un *loop*,  $e = (v, v)$ , entonces ese es el ciclo.
- Si no, como  $e = (v, w)$ ,  $e$  sale de  $v$  hacia  $w$ , y como el grafo es conexo tiene que haber arcos que unan  $w$  con  $v$ , para que en el subyacente haya camino y sea conexo. Además, el camino tiene que estar orientado de  $w$  a  $v$ , ya que si no lo estuviera, los nodos que lo conforman no tendrían grado de salida 1.



Ejemplo de digrafo conexo pero que no tiene camino orientado de  $w$  a  $v$ ,  $d_{OUT}(u) = 2$

Por lo tanto, se que hay un camino orientado  $P$  que va de  $w$  a  $v$ . Y con él puedo armar el ciclo  $C : (v, w) + P_{vw}$ .



Ejemplo de ciclo en un digrafo con forma de  $\rho$

Ya se que tiene al menos un ciclo, y este contiene a  $e$ . Quiero ver que es único. Supongo que no lo es, y que existen dos:

$$C_1 : e + P_{vw}^1$$

$$C_2 : e + P_{vw}^2$$

Por lo tanto, tengo dos caminos distintos de  $v$  a  $w$ , los cuales, al no contener a  $e$ , están también en  $T$ . Entonces su unión también:  $P_{vw}^1 \cup P_{vw}^2 \in T$ . Y por Lema. 1, esa unión contiene un circuito simple, que también está en  $T$ . Pero como  $T$  es un árbol, no tiene ciclos. Abs! Entonces el camino es único.

Concluyo que  $G$  tiene un único ciclo.  $\square$

- c) *Diseñar un algoritmo para encontrar un ciclo de longitud máxima en un digrafo con forma de  $\rho$  (no necesariamente conexo)*

Noto que no necesariamente

## Ejercicio 2

Hilera con  $n$  recipientes con  $r_1, \dots, r_n \in \mathbb{N}$  unidades de agua, se quiere traspasar a dos baldes con capacidades  $B_1, B_2 \in \mathbb{N}$ . En cada paso se toma el primer recipiente de la hilera y se vuelva completamente en uno de los baldes. Se repite mientras algun balde tenga capacidad suficiente para albergar **toda** el agua del recipiente. El objetivo es maximizar la cantidad de recipientes que se vuelcan.

**TODO:** explicar el ejemplo dado, y explicar mejor el algoritmo y la func recursiva.

- a) Formulo de forma recursiva una solución del problema con una función matemática  $f(i, b)$  la cual tendrá la siguiente semántica:  $f(i, b)$  es la máxima cantidad de recipientes que se pueden volcar suponiendo que ya se volcaron  $r_1, \dots, r_{i-1}$  y que el balde con capacidad  $B_1$  tiene  $b$  de capacidad restante. Observo que esta información es suficiente para inferir la capacidad restante del balde  $B_2$ , dada por

$$b_2 = B_2 - \underbrace{\sum_{j=1}^{i-1} r_j}_{\text{total volcado}} - \underbrace{(B_1 - b)}_{\text{usado en } B_1}$$

Veamos la función recursiva:

$$f(i, b) = \begin{cases} 0 & \text{si } (r_i > b \text{ y } r_i > b_2) \text{ o } i = n \\ f(i+1, b) & \text{si } r_i > b \\ f(i+1, b - r_i) & \text{si } r_i > b_2 \\ \max\{f(i+1, b), f(i+1, b - r_i)\} & \text{si no} \end{cases}$$

- b) Es fácil ver que tiene la propiedad de *superposición de subproblemas*, por ejemplo cuando más de un recipiente tiene la misma cantidad de agua. Sean  $r_1 = r_2 = 5, r_3 = 10$  y  $B_1 = B_2 = 20$ .

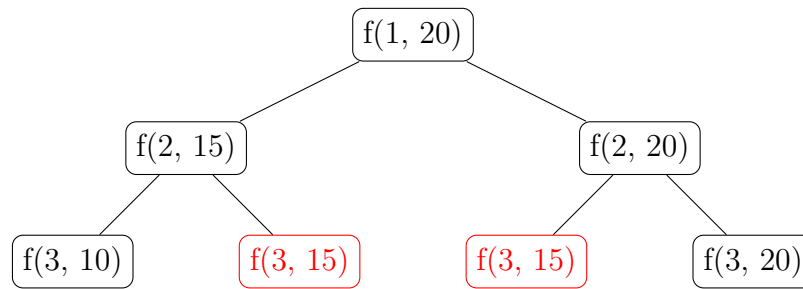


Figure 2: Ejemplo de superposición de subproblemas. En rojo las llamadas que se superponen.

- c) A continuación un algoritmo de programación dinámica *top-down* que implementa la función recursiva de forma bastante directa, agregando memoización mediante una matriz  $M$  de  $n \times B_1$ . Suponiendo que  $B_1, B_2$ , los  $r_i$  y  $M$  son globales,

---

**Algorithm 1** Implementación con programación dinámica.

---

```

1: function BALDES( $i, b$ )
2:    $b_2 \leftarrow B_2 - \sum_{j=1}^{i-1} r_j - (B_1 - b)$   $\triangleright O(n)$ 
3:   if  $i = n$  o  $(r_i > b$  y  $r_i > b_2)$  then
4:     return 0
5:   if  $M[i][b] = -1$  then  $\triangleright$  No está memoizado
6:     if  $r$  then
7:        $M[i][b] \leftarrow \text{BalDES}(i + 1, b)$ 
8:     else if  $a$  then
9:        $M[i][b] \leftarrow \text{BalDES}(i + 1, b - r_i)$ 
10:    else
11:       $M[i][b] \leftarrow \max\{\text{BalDES}(i + 1, b), \text{BalDES}(i + 1, b - r_i)\}$ 
12:    return  $M[i][b]$ 

```

---

El problema se resuelve con el llamado  $\text{BalDES}(0, B_1)$

- d) La complejidad temporal del algoritmo *top-down* es igual a cualquier otro algoritmo de PD,  $\# \text{subproblemas} \times \text{costo de cada subproblema}$ . En este caso,  $O((n \times B_1) \times n) = O(n^2 \times B_1)$ . Noto que esto podría mejorarse a  $O(n \times B_1)$  si no se calculara  $b_2$  en cada llamado, sino se fuera incrementando y se pasara por parametro.

## Ejercicio 3

- a) La imagen muestra un ejemplo de por qué las *social bubbles* no funcionan. Uno cree que está en una burbuja pequeña, con solo la gente con la que se ve, pero en realidad la burbuja se extiende con la burbuja de cada individuo. De esa forma, termina siendo mucho más grande de lo esperado.

Visto como grafos, cada persona sería un vértice, y dos personas son adyacentes entre sí si tuvieron contactos estrechos. Las burbujas sociales pasarían a ser componentes conexas, y uno cree que está en una componente conexa chica pero en

realidad se extiende por la adyacencia de cada nodo, y termina siendo un grafo conexo. Cada contagio que se produzca en cualquier lado termina llegando a su burbuja.

- b) Probar que un grafo de  $n$  vértices que tiene más de  $((n-1)(n-2))/2$  aristas es conexo.

qvq si  $m > \frac{(n-1)(n-2)}{2}$  entonces  $G$  cualquiera es conexo. Lo voy a probar haciendo uso del siguiente lema.

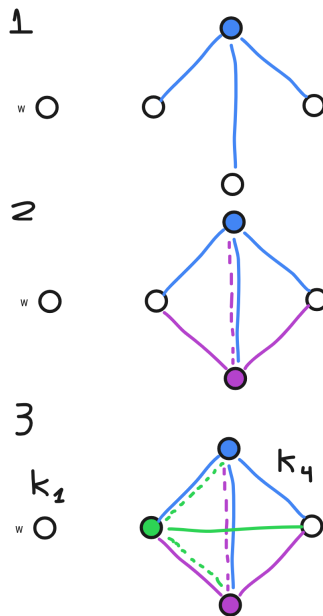
**Lema 3.** Sea  $G$  un grafo cualquiera,

$$m = \frac{(n-1)(n-2)}{2} \implies G \text{ es conexo o es } K_1 + K_{n-1}$$

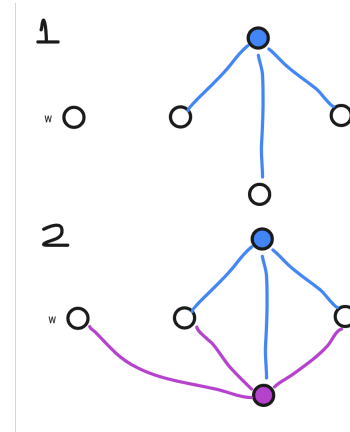
*Dem (Lema 3).* Veamos con más detalle cómo se puede interpretar la fórmula

$$m = \frac{\overbrace{(n-1)}^{\text{Todos los nodos menos 1}} \times \overbrace{(n-2)}^{\text{Conectan con todo el resto menos 1}}}{\underbrace{2}_{\text{Porque son pares no ordenados}}}.$$

Por lo tanto, puedo construir iterativamente a cualquier grafo que tenga esta cantidad de ejes conectándolo a  $(n-1)$  nodos con todos menos 1. Por ejemplo,



(a) Ejemplo de construcción que lleva a  $K_1 + K_{n-1}$



(b) Ejemplo de construcción que lleva a un grafo conexo

Figure 3: Algunos grafos posibles para  $n = 5, m = 6$

Y para grafos generales, para cada nodo  $v_i \in V \setminus \{w\}$  con  $w \in V$  cualquiera,

- Para el primero, lo conecto con todos los nodos excepto uno,  $w$ . De esta manera quedan definidas dos componentes conexas,  $w$  y el resto de los nodos.
- Para el segundo, tengo dos opciones. Puedo conectarlo con  $w$  y todos menos 1 de  $V \setminus \{w\}$ , con lo cual quedaría conexo, ya que ellos ya estaban conectados a través de  $v_1$ , o puedo conectarlo con todos los nodos de  $V \setminus \{w\}$  y así seguir dejando a  $w$  aislado.
- Sigo así hasta el último de  $V \setminus \{w\}$ , si lo conecto con  $w$  quedaría  $G$  conexo, y sino queda partido en dos:  $w$  por un lado, y  $K_{n-1}$  por el otro, ya que cada nodo estaba conectado con todos menos  $w$ , formando así un subgrafo completo.

□

Ahora si, demuestro el ejercicio pedido

*Dem (3b).* Ya que  $m > \frac{(n-1)(n-2)}{2}$ , se agrega al menos una arista a  $G'$ , el subgrafo de  $G$  que tiene exactamente  $m = \frac{(n-1)(n-2)}{2}$ . Por (3),  $G'$  es conexo o tiene dos componentes conexas,  $K_1$  y  $K_{n-2}$ .

- Si  $G'$  es conexo, agregar solo aristas a un grafo conexo seguirá siendo conexo.
- Sino,  $G' = K_1 + K_{n-2}$ , las aristas que se agregan no pueden ir dentro de cada componente conexo, ya que son grafos completos. Necesariamente tienen que tener un extremo en cada una. Al unirse las componentes conexas,  $G$  queda conexo.

Para ambos casos  $G$  es conexo.

□

## Ejercicio 4

Un **punto** de un grafo es un eje del grafo tal que al removerlo se obtiene un grafo con más c.c.s. Sea  $G = (V, X)$  un grafo conexo y  $e \in X$ . Demostrar que  $e$  es un punto de  $G$  sii  $e$  pertenece a todo AG de  $G$ .

*Dem.* Veamos la ida y la vuelta.

$\Rightarrow$ ) Sea  $e$  punto de  $G$ . qvq pertenece a todo AG de  $G$ .

Va por el absurdo: supongo que no pertenece a ningún árbol generador de  $G$ , y sea  $T = (V, X_T)$  uno cualquiera. Como  $e \notin T$ , por (1.2),  $T + e$  tiene exactamente un circuito simple  $C$ , el cual contiene a  $e$ . Sea  $f \in C, f \in X_T$ . Como  $f$  pertenece al único circuito de  $T + e$ , por (2) el árbol  $T' = T + e - f$  es árbol generador de  $G$ , y  $e \in T'$ . Pero estábamos suponiendo que  $e$  no pertenecía a ningún AG de  $G$ . Abs! Entonces pertenece a todos.

$\Leftarrow$ ) Como  $e$  pertenece a todo AG de  $G$ , y por (1.3) todas las aristas de un árbol son punto, en particular  $e$  es punto de  $G$ .

□



## Ejercicio 5

*Cabinas de peaje inverso, en las que se le paga un monto al conductor que pase. Cada cabina de peaje  $i \in \{1 \dots C\}$  tiene un costo asociado  $c_i$ , el cual es negativo para las cabinas inversas, y el costo  $c_{ij}$  del viaje de la cabina  $i$  a la  $j$ , en caso de que se pueda de forma directa.*

- a) Para modelar el problema, me gustaría representar a las cabinas como nodos, donde una cabina es adyacente a otra si se puede viajar de forma directa. Pero tenemos un problema, las aristas y los vértices tendrían peso, cuando los grafos que modelamos solo tienen peso en las aristas. Vamos a tener que usar una representación muy similar a la de la clase de Mirko. Veamos un ejemplo

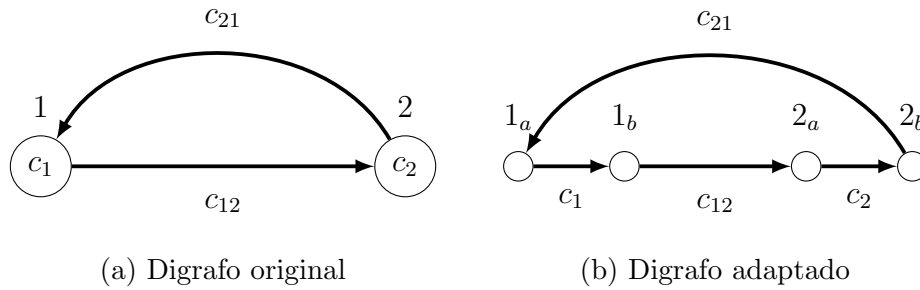


Figure 4: Ejemplo de representación de cabinas con digrafos

Separo cada nodo  $i$  con peso  $c_i$  en dos,  $i_a$  e  $i_b$ , con un arco de peso  $c_i$  de  $i_a$  a  $i_b$ . Todos los arcos salen de  $i_b$ , y llegan a  $i_a$ . De esta forma, me aseguro que cualquier camino que pase por el nodo pague el costo del peaje. Luego, habrá un arco de  $i_b$  a  $j_a$  con peso  $c_{ij}$  si es posible viajar de forma directa de la cabina  $i$  a la  $j$ .

Matemáticamente,  $G = (V, X)$  donde

$$V = \{1_a, 1_b, \dots, C_a, C_b\},$$

$$X = \{(i_b, j_a, c_{ij}) \mid \text{se puede viajar de forma directa de } i \text{ a } j\} \cup$$

$$\{(i_a, i_b, c_i) \mid i \in \{1, \dots, C\}\}.$$

Con este modelo, se podrá obtener una ganancia recorriendo *eternamente* las cabinas si el grafo tiene **ciclos negativos**, circuitos que luego de recorrerlos dan una ganancia.

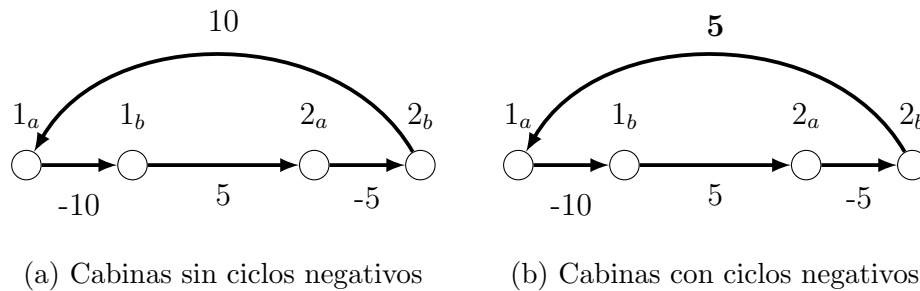


Figure 5: Ejemplo de cabinas con y sin ciclos negativos

En la figura 5 se pueden ver dos ejemplos de cabinas y montos. En 5a no hay ningún ciclo negativo, a pesar de que el camino  $P : 1_a 1_b 2_a 2_b$  tiene costo -10, al volver a  $1_a$  se vuelve 0, con lo cual recorrer infinitamente nunca daría ganancias. En cambio, en 5b se puede ver como con un pequeño ajuste, el ciclo  $C : 1_a 1_b 2_a 2_b 1_a$  tiene costo -5, con lo cual se puede recorrer eternamente, generando ganancias.

- b) Para resolver el problema del inciso anterior, basta con ver si hay ciclos negativos en algún camino de una cabina a la otra. Para ello, se puede usar el algoritmo de **Floyd**, pensado para resolver camino mínimo *múltiples orígenes, múltiples destinos*, que puede ser adaptado para detectar ciclos negativos. Este tiene una complejidad temporal de  $O(n^3)$  con  $n$  la cantidad de vertices. Y en nuestro caso,  $n = 2 \times |C|$ , el doble de la cantidad de cabinas, ya que cada una se separa en dos nodos.