

INSTITUTO TECNOLÓGICO AUTÓNOMO DE MÉXICO



El problema de admisión a universidades con cotas inferiores y comunes

TESIS

QUE PARA OBTENER EL TÍTULO DE

LICENCIADO EN MATEMÁTICAS APLICADAS

PRESENTA

ILAN JINICH FAINSOD

ASESOR: DR RAMÓN ESPINOSA ARMENTA

México, D.F.

2019

“Con fundamento en los artículos 21 y 27 de la Ley Federal del Derecho de Autor y como titular de los derechos moral y patrimonial de la obra titulada **“El problema de admisión a universidades con cotas inferiores y comunes”**, otorgo de manera gratuita y permanente al Instituto Tecnológico Autónomo de México y a la Biblioteca Raúl Baillères Jr., la autorización para que fijen la obra en cualquier medio, incluido el electrónico, y la divulguen entre sus usuarios, profesores, estudiantes o terceras personas, sin que pueda percibir por tal divulgación una contraprestación”.

Ilan Jinich Fainsod

FECHA

FIRMA

*Never say that you have reached the very end,
When leaden skies a bitter future may portend;
For sure the hour for which we yearn will yet arrive,
And our marching step will thunder: we survive!*

Agradecimientos

A mis abuelos y a mi tío, por siempre cuidarme desde arriba y por lo mucho que los extraño.

A mis abuelas y a mi tía, por todo el amor incondicional y por siempre querer lo mejor de mí.

A mi papá, por inspirarme siempre a ser una mejor persona.

A mi mamá, por hacerme la persona que soy hoy.

A mis hermanos, por siempre estar ahí.

A mis tíos, por siempre apoyarme.

A mi asesor, Ramón Espinosa, por guiarme y preocuparse por mí.

A mis profesores, por todos los retos y aprendizajes que recibí.

A mis amigos, por todas las risas.

A la familia XHash, por darme el mejor trabajo que pude esperar y por apoyarme con este proyecto.

A mis sinodales, por la paciencia y por aceptar revisar este trabajo.

Prefacio

El objetivo de esta tesis es mostrar varios resultados sobre el problema de admisión a universidades con cotas inferiores y sobre el problema de admisión a universidades con cotas comunes. En el capítulo 1 se define el problema y se enuncian definiciones bastante importantes para entender el problema. En el capítulo 2 se habla sobre clases de complejidad y computación, se introduce la idea de que un problema sea NP-completo y se enuncian las definiciones relacionadas con complejidad computacional. En el capítulo 3 y 4 introducimos el problema del matrimonio estable y el problema de admisión a universidades. Los dos son casos particulares de los problemas que nos interesan. En el capítulo 5 se habla sobre el problema del matrimonio estable introduciendo un concepto conocido como listas con empates, este problema nos ayudara despues a entender algunos resultados de complejidad relacionados con los problemas de esta tesis. En los capitulos 6 y 7 se explican los problemas con inferiores y comunes y se habla sobre la complejidad de los mismos. En los capitulos 8 y 10 hablamos sobre un caso particular del problema de admisión de universidades con cotas comunes y resaltamos varios resultados sobre el mismo. En el capítulo 9 introducimos una estructura algebraica llamada matroides que nos ayudara a entender el final de la tesis.

Para los capitulos 1, 3 y 4 usamos como referencia principal Gale y Shapley (1962), para el capítulo 5 Manlove y cols. (2002), para el capitulo 9 Welsh (2010) y para los capitulos 6, 7 , 8 y 10 Biró y cols. (2010).

Índice general

1. El modelo	1
1.1. Descripción del problema	1
2. Un poco sobre computación	7
2.1. Clases de complejidad	7
2.2. El 3 – SAT	8
2.3. Problemas NP-Completo	9
3. El problema del matrimonio estable	11
3.1. Algoritmo de Gale Shapley	12
4. El problema de admisión a universidades	25
4.1. El teorema de los hospitales rurales	29
5. Listas con empates	33
5.1. Listas incompletas con empates	36
6. Cotas inferiores	39
7. Cotas comunes	47
8. Cotas comunes anidadas	57
8.1. Algoritmo orientado a los aplicantes	60
8.2. Algoritmo orientado a las universidades	64
9. Matroides	71
9.1. Bases	72

9.2. Función rango	75
9.3. Circuitos	80
9.4. El algoritmo glotón	89
10.Funciones de elección y matroides	93
10.1. Resultados estructurales	97
11.Conclusiones	101
A. Teoría de Conjuntos	103
B. Teoría de Gráficas	107
Referencias	109

Capítulo 1

El modelo

“Matchmaker, matchmaker, Make me a match, Find me a find, Catch me a catch”

1.1. Descripción del problema

Imaginemos que en una ciudad tenemos m universidades y n personas que desean ir a una de estas escuelas, cada universidad tiene un límite alumnos que puede admitir y por esto no todas las personas pueden asistir a su universidad “favorita”, este tipo de cota puede ser común si dos o más escuelas comparten recursos o personal como es el caso de las universidades publicas que dependen en conjunto del presupuesto del gobierno. Además, podemos agregar el supuesto de que las escuelas tienen cotas inferiores, usualmente por razones de dinero o de personal a una escuela no le conviene abrir o aceptar a menos de que entren una cantidad considerable de alumnos a esta. Adicionalmente, tenemos el supuesto de que todos los alumnos tienen una lista de preferencias no exhaustiva (en muchos casos si es exhaustiva) de qué universidad prefieren y de forma análoga las universidades tienen una lista de preferencias sobre los alumnos, cada escuela y persona tienen necesidades diferentes a los demás, algunos podrían preferir la escuela que está más cerca de sus casas, otros la que te prepara mejor académicamente y otros entre muchas razones podrían preferir la que tenga el mejor ambiente social.

En notación matemática lo que hacemos es suponer que tenemos n alumnos $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ y m universidades a_1, a_2, \dots, a_m , con las restricciones:

1.

$$x_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{si } i \text{ asiste a la universidad } j. \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (1.1)$$

2.

$$y_j = \begin{cases} 1 & \text{si la universidad } j \text{ abre.} \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (1.2)$$

3.

$$\sum_{j=1}^m x_{i,j} \leq 1 \quad \text{para toda } i = 1, 2, \dots, n. \quad (1.3)$$

Cada estudiante es admitido en a lo más una universidad.

4.

$$\sum_{i=1}^n x_{i,j} \leq M_j \quad \text{para toda } j = 1, 2, \dots, m. \quad (1.4)$$

Cada universidad tiene un límite de alumnos que puede admitir.

5.

$$\sum_{i=1}^n x_{i,j} \geq m_j \times y_j \quad (1.5)$$

Cada universidad necesita admitir a una cantidad mínima de alumnos para abrir.

6.

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m w_{j,k} \cdot x_{i,j} \leq N_k. \quad (1.6)$$

donde

$$w_{j,k}^1 = \begin{cases} 1 & \text{si la universidad } j \text{ es parte de la restricción } k. \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (1.7)$$

¹ $w_{j,k}$ es constante

para toda $k = 1, 2, \dots, p$ ².

La cota superior de las universidades puede ser común.

7.

$$x_{i,j} \leq y_j \text{ para toda } i = 1, 2, \dots, n \text{ y para toda } j = 1, 2, \dots, m. \quad (1.8)$$

Los solicitantes únicamente pueden asistir a universidades abiertas.

Es importante mencionar que no hay garantía de que todos los alumnos sean admitidos en alguna universidad, algunos se pueden quedar sin estudiar. No todas las universidades necesariamente tienen cotas superiores, inferiores o comunes; en ciertas situaciones se puede considerar que para cierta universidad j , M_j puede ser igual a infinito o m_j puede ser igual a cero.

Para definir las preferencias de una forma un poco más formal, hacemos uso de la matriz de preferencias

Definición 1.1. Definimos la **matriz de preferencias** para un problema con n estudiantes y con m universidades como una matriz con n filas y m columnas donde la primera entrada de la celda (i, j) representa el orden de preferencia que le asigna el solicitante i a la universidad j y análogamente la segunda entrada representa el orden de preferencia que le da la universidad j a la persona i . La matriz podría tener lugares vacíos en caso de listas no exhaustivas.

Para que dejar más clara la definición es necesario mostrar un ejemplo.

Ejemplo 1.1. Supongamos que contamos con tres solicitantes α , β y γ y con tres universidades A , B y C y la matriz de preferencias

$$\begin{pmatrix} & A & B & C \\ \alpha & 1, 3 & 2, 2 & 3, 1 \\ \beta & 3, 1 & 1, 3 & 2, 2 \\ \gamma & 2, 2 & 3, 1 & 1, 3 \end{pmatrix}$$

aquí por ejemplo el orden preferencias de α es (A, B, C) y el orden de preferencias de C es (γ, β, α) . \triangle

²donde p es el número de restricciones comunes.

Para continuar es necesario introducir un criterio de estabilidad y otro de optimalidad, para ello enunciamos dos definiciones.

Definición 1.2. Gale y Shapley (1962) Decimos que una asignación de solicitantes a universidades es inestable si existen dos solicitantes α y β asignados a universidades A y B respectivamente, con la propiedad de que α prefiere estar en B que en A y B prefiere tener a α que a β . Es decir, existen una universidad y un solicitante que se prefieren entre ellos a sus respectivas asignaciones. Además a esto, decimos que una asignación es **inestable** si existe una universidad cerrada A y m_j solicitantes $\alpha_1, \alpha, 2, \dots, \alpha_{m_j}$, con la propiedad de que los m_j solicitantes prefieren estar en A a su situación actual, en este caso se le llama a A **universidad bloqueadora**.

Alternativamente una asignación de solicitantes a universidades es **estable** si no es inestable.

Definición 1.3. Gale y Shapley (1962) Una asignación es considera **óptima** si cada solicitante está mejor o igual respecto a sus preferencias que en cualquier otra asignación estable.

A continuación mostramos un par de ejemplos de cómo funcionan las definiciones para dejar todo más claro.

Ejemplo 1.2. Retomando el ejemplo 1.1.

El conjunto de parejas (α, A) , (β, B) y (γ, C) es estable porque a pesar de las preferencias de las universidades cada persona esta con su primera opción, es decir, los solicitantes prefieren a su universidad más que a cualquier otra. Esta además es óptima porque cada solicitante está en su primera opción.

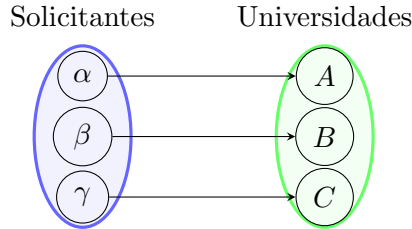


Figura 1.1: Emparejamiento estable.

\triangle

Ejemplo 1.3. Retomando el ejemplo 1.1.

El conjunto de parejas (α, A) , (γ, B) y (β, C) es inestable porque γ prefiere a A que a su universidad actual (B) y A prefiere a γ que a su universidad actual (α).

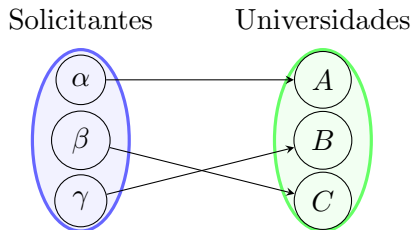


Figura 1.2: Emparejamiento inestable.

△

Surgen algunas preguntas de aquí ¿siempre existe un emparejamiento estable? ¿cómo se encuentra? Para resolverlas explicaremos un poco sobre algoritmos y su complejidad. Luego, consideraremos el caso en el que $M_j = 1$ para toda universidad j y donde además no hay cotas inferiores o comunes, que es mejor conocido como el problema del matrimonio estable.

Capítulo 2

Un poco sobre computación

Introducción.... (hablar un poco sobre la importancia de la computación en IDO)

Definición 2.1. Qué es un algoritmo

Definición 2.2. Orden de un algoritmo

Intro a clases de complejidad

2.1. Clases de complejidad

Algo que nos interesa mucho cuando atacamos un problema de computación es que tan difícil es de resolver y si existe una mejor manera de hacerlo. La complejidad computacional nos permite estudiar esto. Para encarrilarnos hay que empezar con algunas definiciones y ejemplos.

Definición 2.3. Se dice que un problema es un problema de decisión si admite dos posibles respuestas “Si” o “No”. Resolverlo es encontrar todas las soluciones en las que la respuesta es “Si”.

Existen dos clases de problemas de decisión que nos interesan, los que son fáciles de verificar (NP) y los que son fáciles de resolver (P)-

Definición 2.4. Un problema está en la clase NP si existe un algoritmo polinomial para verificar que la respuesta de una solución dada es “Si”.

Ejemplo 2.1 (Problema del clima). Supongamos que Mariana le dice a Adrián que esta lloviendo, si Adrián decide verificar si esto es cierto solo tiene que realizar tres pasos:

1. Caminar a la ventana.
2. Abrir la ventana.
3. Ver el cielo.

Por lo tanto a Adrián le toma un tiempo constante verificar si esta lloviendo lo que implica que este problema está en NP.

Definición 2.5. Se dice que un problema de decisión está en P si existe un algoritmo polinomial que lo resuelve.

Observación 2.6 ($P \subseteq NP$). Si un problema de decisión pertenece a P entonces pertenece a NP.

Observación 2.7. Si A es un problema de decisión en P y existe un algoritmo polinomial que reduce resolver el problema de decisión B a resolver el problema A entonces B está en P.

Vale la pena mencionar algunos ejemplos de problemas que están en P:

1. El problema de admisión a universidades.
2. Verificar si un número es primo.
3. Encontrar la ruta más corta entre dos vértices en una gráfica.
4. El problema de la ruta crítica.

Una conjetura famosa que vale la pena mencionar es ¿si $P = NP$?, es decir si todo problema en NP también se encuentra en P. La persona que lo demuestra además de ganar fama y trabajo va a ser acreedor a un premio de un millón de dólares.

2.2. El 3 – SAT

Un problema de gran importancia para entender las clases de complejidad es el 3 – SAT, la raíz de todo el estudio necesario para estudiar el problema ¿ $P = NP$? se remonta a entender este problema.

Definición 2.8 (conjunctive normal form.).

2.3. Problemas NP-Completos

“Chaos is a ladder”

Definición 2.9. Qué es un problema NP-completo.

Teorema 2.10 (Teorema de Cook-Levin). *El 3-SAT es NP-Completo. Chance no*

Donde esta la demostración.

Ejemplo 2.2. Ejemplos con y sin demostración.

Capítulo 3

El problema del matrimonio estable

En el pequeño Shtetl de Anatevka, había muchos hombres y muchas mujeres jóvenes con el deseo de casarse. Yenta, la casamentera del pueblo, tenía el trabajo y la obligación de emparejar a todos estos jóvenes. Esta tarea sonará fácil pero no lo es, cada joven tenía distintas preferencias y cada uno de ellos necesitaba un trato especial, “el matrimonio es para toda la vida y no es algo que hay que tomar como si fuera cualquier cosa” decía Yenta. Retomando los conceptos de la última sección, se desea que el emparejamiento de estos jóvenes sea estable y óptimo si es que es posible.¹ En términos matemáticos, supongamos que tenemos n hombres $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ y m mujeres a_1, a_2, \dots, a_m con las restricciones:

1.

$$x_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{si } i \text{ se casa con } j. \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (3.1)$$

2.

$$\sum_{j=1}^m x_{i,j} \leq 1 \quad \text{para toda } i = 1, 2, \dots, n. \quad (3.2)$$

¹Este problema hace el supuesto de que las relaciones solo pueden ser entre un hombre y una mujer y que esto es reflejado por sus preferencias. Esto no manifiesta la realidad o las opiniones del autor y se hace únicamente con fines matemáticos.

Cada hombre se casa con a lo más una mujer.

3.

$$\sum_{i=1}^n x_{i,j} \leq 1 \quad \text{para toda } j = 1, 2, \dots, m. \quad (3.3)$$

Cada mujer se casa con a lo más un hombre.

Es claro, a partir de la definición del problema que este es un caso particular del problema original. Aprovechando lo que se hizo en la sección anterior la definición de la matriz de preferencias, un emparejamiento estable y de un emparejamiento óptimo son análogas a las definiciones 1.1, 1.2 y 1.3. Existen diversos resultados sobre el problema del matrimonio estable, uno de los más famosos es por Gale y Shapley que encontraron un algoritmo que siempre encuentra un emparejamiento estable y además lo hace sin muchas complicaciones.

Un supuesto adicional que haremos es que el número de hombres es exactamente igual al número de mujeres. Esto se verá después que es relativamente sencillo de generalizar al caso en el que el número de hombres y de mujeres no es igual.

3.1. Algoritmo de Gale Shapley

En 1962 David Gale y Lloyd Stowell Shapley demostraron que para el problema del matrimonio estable siempre se puede encontrar un emparejamiento estable óptimo para los hombres, esto se hizo enunciando un algoritmo y mostrando su convergencia. El algoritmo queda representado

por el siguiente código y es conocido como el algoritmo de Gale Shapley.

Algoritmo 1: Gale Shapley

input : Una matriz de preferencias para n hombres y n mujeres

output: Un emparejamiento.

- 1 *Cada hombre le propone a la primera mujer de su lista;*
 - 2 *Cada mujer que recibe más de una propuesta acepta la que este más arriba en su lista y rechaza al resto ;*
 - 3 **repeat**
 - 4 *Los hombres no emparejados le proponen a la siguiente mujer en su lista;*
 - 5 *Cada mujer que recibe una propuesta escoge la que está más arriba en su lista entre las propuestas que recibió y su pareja actual;*
 - 6 *Las mujeres rechazan las propuestas que no aceptaron;*
 - 7 **until** *hasta que todos los hombres tengan pareja;*
-

Para dejar la explicación un poco más clara es importante mostrar un ejemplo de cómo funciona el algoritmo y cuál es su resultado final.

Ejemplo 3.1. Gale y Shapley (1962) Supongamos que para 4 hombres y 4 mujeres tenemos la matriz de preferencias

$$\begin{pmatrix} & A & B & C & D \\ \alpha & 1, 3 & 2, 2 & 3, 1 & 4, 3 \\ \beta & 1, 4 & 2, 3 & 3, 2 & 4, 4 \\ \gamma & 3, 1 & 1, 4 & 2, 3 & 4, 2 \\ \delta & 2, 2 & 3, 1 & 1, 4 & 4, 1 \end{pmatrix}.$$

En primera estancia, α le propone matrimonio a A , β le propone matrimonio a A , γ le propone matrimonio a B y δ le propone matrimonio a C .

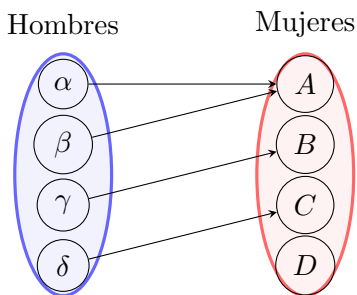


Figura 3.1: Primera iteración.

En segunda instancia, A acepta la propuesta de α y β le propone matrimonio a B .

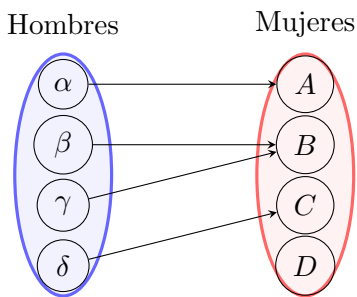


Figura 3.2: Segunda iteración.

En tercera instancia, B acepta la propuesta de β y γ le propone matrimonio a C .

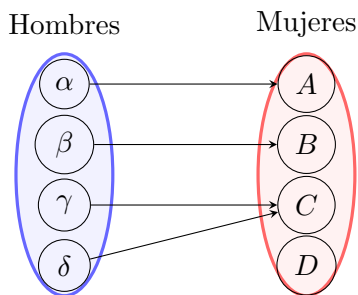


Figura 3.3: Tercera iteración.

En cuarta instancia, C acepta la propuesta de γ y β le propone matrimonio a A .

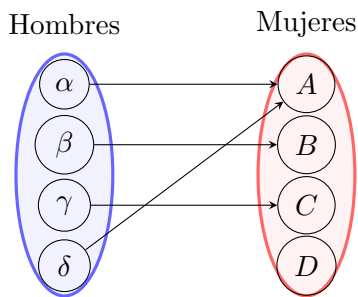


Figura 3.4: Cuarta iteración.

En quinta instancia, A acepta la propuesta de δ y α le propone matrimonio a B .

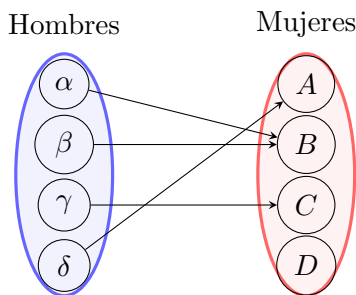


Figura 3.5: Quinta iteración.

En sexta instancia, B acepta la propuesta de α y β le propone matrimonio a C .

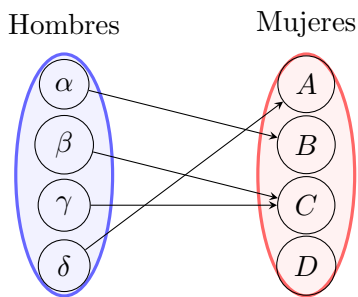


Figura 3.6: Sexta iteración.

En séptima instancia, C acepta la propuesta de β y γ le propone matrimonio a A .

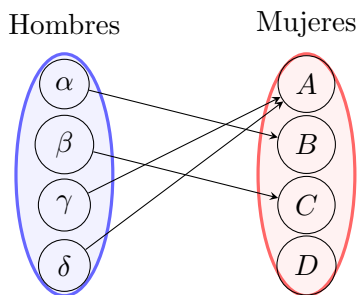


Figura 3.7: Séptima iteración.

En octava instancia, A acepta la propuesta de γ y δ le propone matrimonio a B .

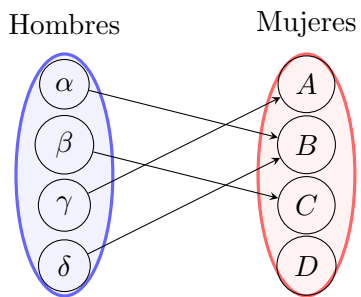


Figura 3.8: Octava iteración.

En novena instancia, B acepta la propuesta de δ y α le propone matrimonio a C .

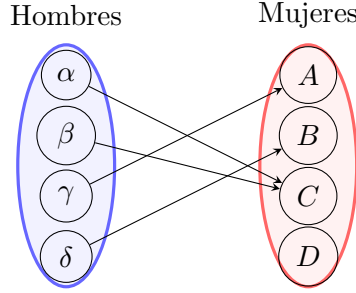


Figura 3.9: Novena iteración.

En décima instancia, C acepta la propuesta de α , β le propone matrimonio a D y D acepta la propuesta de β . Después de 10 pasos en el algoritmo, todos los hombres ya están emparejados, es decir, el algoritmo convergió en un emparejamiento. Cabe mencionar que el número total de propuestas fue 13.

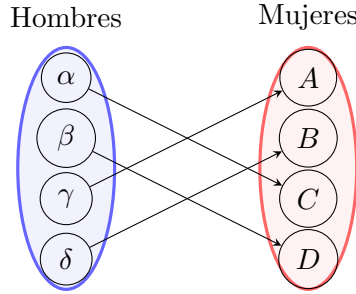


Figura 3.10: Décima iteración.

△

Lo importante de este algoritmo no es solo que produce un emparejamiento, adicional a esto como lo muestra el siguiente teorema, el emparejamiento resultante es estable.

Teorema 3.1 (Teorema de Gale Shaley). *Gale y Shapley (1962)*

El algoritmo de Gale Shapley termina en un emparejamiento estable.

Demostración. Supongamos que el emparejamiento producido por el algoritmo no es estable. Esto es, un hombre α y una mujer A se prefieren entre ellos que a sus respectivas parejas.

Como α prefiere a A más que a su esposa entonces, α le propuso matrimonio primero a A que a su propia esposa. Además, como A prefiere a α que a su esposo entonces, A hubiera rechazado a su esposo y se hubiera quedado casada con α lo cual es una contradicción.

Por lo tanto, el algoritmo de Gale Shapley termina siempre en un emparejamiento estable. \square

Un resultado inmediato de esto es que siempre, sin importar como sean las preferencias, existe un emparejamiento estable.

Corolario 3.2. *Dada una matriz de preferencias arbitraria existe un emparejamiento estable.*

Demostración. Si aplicamos el algoritmo de Gale Shapley, sabemos por el teorema 3.1 que este siempre acaba en un emparejamiento estable. Por lo tanto, siempre existe un emparejamiento estable. \square

Una vez que sabemos que el algoritmo siempre converge, nos interesa conocer que tan rápido lo hace y si tiene algunas ventajas el emparejamiento resultante. El lema 3.3 nos ayuda a llegar a estos resultados y los corolarios 3.4 y 3.5 nos dan una idea de que tan bueno es el algoritmo.

Lema 3.3. *Knuth (1997)*

Bajo el emparejamiento obtenido por Gale Shapley, solo un hombre puede terminar con la última mujer de su lista como pareja.

Demostración. Supongamos que en el emparejamiento de Gale Shapley m ($m \geq 2$) hombres terminan con la última mujer de su lista como pareja, eso significa que cada uno de esos m hombres invitó a salir a todas las mujeres. Entonces cada mujer fue invitada a salir por lo menos m veces, lo cual es una contradicción porque el algoritmo acaba cuando invitan a salir a la última mujer y a ésta solo la invitan a salir una vez. Por lo tanto, solo un hombre puede terminar con la última mujer de su lista como pareja. \square

Dos consecuencias casi inmediatas de esto son que bajo el algoritmo la gran mayoría de los hombres no terminan con su última opción y que el algoritmo converge relativamente rápido.

Corolario 3.4. *Si en un emparejamiento estable por lo menos dos hombres están emparejados con la última mujer de sus respectivas listas, entonces existe dos o más emparejamientos estables en el problema.*

Demostración. Llamemos M al emparejamiento estable donde por lo menos dos hombres están emparejados con la última mujer de sus respectivas listas y llamemos M' al emparejamiento de Gale Shapley. Por el teorema 3.1 sabemos que el algoritmo de Gale Shapley siempre acaba en un emparejamiento estable y además en ese emparejamiento estable solo un hombre puede terminar con la última mujer de su lista como pareja por el lema 3.3. Por lo tanto m y m' son diferentes y como ambos son emparejamientos estables entonces el número de emparejamientos estables en el problema es mayor o igual a dos. \square

Corolario 3.5. *El número máximo de propuestas en el algoritmo es $n^2 - n + 1$*

Demostración. Por el lema 3.3 sabemos que a lo más un hombre acaba emparejado con la última mujer de su lista, por lo tanto, el peor emparejamiento posible para el algoritmo es uno donde $n - 1$ hombres terminan con la penúltima mujer de sus respectivas listas y un hombre termina con la última. Para llegar a esta situación de acuerdo con el algoritmo, los $n - 1$ hombres deben de realizar $n - 1$ propuestas cada uno y el otro hombre debe de realizar n propuestas. Esto es $(n - 1)(n - 1) + n$ propuestas que es igual a $n^2 - n + 1$ propuestas. \square

Observación 3.6. La complejidad del algoritmo de Gale Shapley es del orden de n^2 .

Ejemplo 3.2. Si retomamos el ejemplo 3.1 podemos ver que para 4 personas hubo $4^2 - 4 + 1 = 13$ propuestas que es el máximo número posible de éstas de acuerdo con el corolario 3.5. \triangle

A partir de esto ya podemos resolver el problema en el que la cantidad de hombres y de mujeres es distinta. El siguiente resultado muestra que sin importar el número de hombres o de mujeres, el algoritmo también converge.

Teorema 3.7. *Gale y Shapley (1962)*

Dada una matriz de preferencias arbitraria con n hombres y m mujeres, el algoritmo de Gale Shapley converge a un emparejamiento estable

Demostración. Supongamos que la cantidad de hombres es más chica que la cantidad de mujeres ($n < m$), en este caso el algoritmo acaba cuando n de las m mujeres reciben una propuesta. Si suponemos que la cantidad de hombres es mayor a la cantidad de mujeres ($n > m$), en este caso el algoritmo acaba después de que $n - m$ hombres son rechazados por todas las mujeres y las propuestas de m de los hombres son aceptadas.

Además de forma análoga al teorema 3.1 se puede ver que el emparejamiento producido es estable. \square

A partir de esto podemos generalizar el algoritmo de Gale Shapley para que permita un número distinto de hombres y de mujeres.

Algoritmo 2: Gale Shapley para un número distinto de hombres y mujeres

input : Una matriz de preferencias para n hombres y m mujeres

output: Un emparejamiento.

- 1 *Cada hombre le propone a la primera mujer de su lista;*
 - 2 *Cada mujer que recibe más de una propuesta acepta la que este más arriba en su lista y rechaza al resto ;*
 - 3 **repeat**
 - 4 *Los hombres no emparejados le proponen a la siguiente mujer en su lista;*
 - 5 *Cada mujer que recibe una propuesta escoge la que está más arriba en su lista entre las propuestas que recibió y su pareja actual;*
 - 6 *Las mujeres rechazan las propuestas que no aceptaron;*
 - 7 **until** *hasta que todos los hombres tengan pareja o hasta que sean rechazados por todas las mujeres;*
-

El algoritmo de Gale Shapley no es el único algoritmo que existe para producir un emparejamiento estable, y si se cambia el algoritmo el emparejamiento producido podría ser totalmente diferente al producido por el primero. De forma inmediata se puede crear un algoritmo igual al de

Gale Shapley con la única diferencia de que las mujeres les proponen a los hombres, esto está representado por el siguiente código.

Algoritmo 3: Gale Shapley para las mujeres

input : Una matriz de preferencias para n hombres y m mujeres
output: Un emparejamiento.

- 1 *Cada mujer le propone al primer hombre de su lista;*
- 2 *Cada hombre que recibe más de una propuesta acepta la que este más arriba en su lista y rechaza al resto;*
- 3 **repeat**
- 4 *Las mujeres no emparejadas le proponen al siguiente hombre en su lista;*
- 5 *Cada hombre que recibe una propuesta escoge la que está más arriba en su lista entre las propuestas que recibió y su pareja actual;*
- 6 *Los hombres rechazan las propuestas que no aceptaron;*
- 7 **until** *hasta que todas las mujeres tengan pareja o o hasta que sean rechazadas por todos los hombres;*

El siguiente ejemplo ilustra que el emparejamiento obtenido es distinto en ciertas situaciones y que por lo tanto los emparejamientos estables no son únicos.

Ejemplo 3.3. Retomando el ejemplo 1.1.

Si aplicamos el algoritmo de Gale Shapley para los hombres obtenemos en primera estancia el siguiente emparejamiento estable.

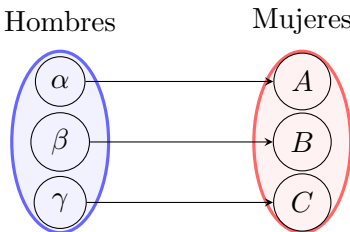


Figura 3.11: Resultado del algoritmo si los hombres proponen.

Si aplicamos el algoritmo de Gale Shapley para las mujeres obtenemos

en primera estancia el siguiente emparejamiento estable.

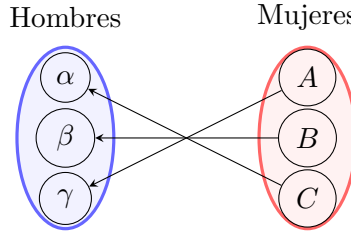


Figura 3.12: Resultado del algoritmo si las mujeres proponen.

Es fácil ver que los dos emparejamientos estables son distintos. \triangle

Corolario 3.8. *Dada una matriz de preferencias arbitraria, la cantidad de emparejamientos estables es mayor o igual a 1.*

Demostración. Con el corolario 3.2 podemos garantizar la existencia y con el ejemplo 3.3 mostramos que no podemos garantizar la unicidad de éste. \square

Para continuar, podemos generalizar el problema del matrimonio estable a uno que permite a los hombres casarse con varias mujeres cambiando su cota superior de uno a cualquier otro número. Este es conocido como el problema de admisión a universidades.

Capítulo 4

El problema de admisión a universidades

Supongamos que en una ciudad hay n personas que desean entrar a m universidades, los solicitantes tienen una lista de preferencias en donde reflejan a que universidades prefieren entrar y de forma análoga las universidades tienen una lista de preferencias con la información de a quien prefieren admitir. Adicional a esto para cada universidad existe un número máximo de alumnos que pueden admitir, esta restricción es natural porque la cantidad de personal y de espacio en las universidades es limitado. En términos matemáticos, supongamos que tenemos n solicitantes $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ y m universidades a_1, a_2, \dots, a_m con las restricciones:

1.

$$x_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{si } i \text{ entra a estudiar a } j. \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (4.1)$$

2.

$$\sum_{j=1}^m x_{i,j} \leq 1 \quad \text{para toda } i = 1, 2, \dots, n. \quad (4.2)$$

Cada solicitante entra solo a una universidad.

3.

$$\sum_{i=1}^n x_{i,j} \leq M_j \quad \text{para toda } j = 1, 2, \dots, m. \quad (4.3)$$

Cada universidad tiene un límite de alumnos que puede admitir.

Es claro que esto es una generalización del problema del matrimonio estable y un caso particular del problema de admisión a universidades con cotas inferiores y comunes. Podemos retomar las definiciones la matriz de preferencias, un emparejamiento estable y de un emparejamiento óptimo como análogas a las definiciones 1.1, 1.2 y 1.3.

En el siguiente código exhibimos un análogo al algoritmo de Gale-Shapley para este problema, el cual encuentra un emparejamiento estable y que además lo hace relativamente rápido. Para el caso general este algoritmo es conocido como el de “aceptación diferida”.

Algoritmo 4: Gale Shapley para admisión a universidades

input : Una matriz de preferencias para n solicitantes y m universidades, un vector M en donde la entrada j representa la cota superior de la universidad j .

output: Un emparejamiento.

- 1 *Cada solicitante aplica a la primera universidad de su lista;*
 - 2 *Cada universidad que recibe más de solicitudes a su cota superior acepta las que solicitudes que están más arriba en su lista y rechaza al resto. ;*
 - 3 **repeat**
 - 4 *Los solicitantes no emparejados solicitan entrar a la siguiente universidad en su lista;*
 - 5 *Cada universidad que recibe alguna solicitud acepta hasta M_j solicitantes de los primeros de su lista entre los que aplicaron a ella y sus admitidos actuales;*
 - 6 *Las universidades rechazan a los alumnos no aceptados;*
 - 7 **until** *hasta que cada uno de los solicitantes sea admitido por alguna universidad o rechazado por todas;*
-

Este algoritmo al igual que su análogo en el matrimonio estable encuentra siempre un emparejamiento estable.

Corolario 4.1. *Dada una matriz de preferencias arbitraria y un vector M de cotas superiores arbitrario, el algoritmo de Gale Shapley siempre encuentra un emparejamiento estable.*

Demostración. Al igual que en la demostración del teorema 3.1, supongamos que el emparejamiento producido por el algoritmo no es estable. Esto es, un solicitante α que esta admitido en una universidad B (o en ninguna) prefiere estar en una universidad A y simultáneamente una universidad A tiene admitido a un alumno β y preferiría tener a α que a β como estudiante.

Como α prefiere a A más que a su universidad entonces, α solicitó entrar primero a A que a su propia universidad. Además, como A prefiere a α que a β entonces de acuerdo con el algoritmo, A hubiera rechazado a β y se hubiera quedado con α como alumno lo cual es una contradicción (el argumento para cuando α no fue aceptado en ninguna universidad es el mismo).

Por lo tanto, el algoritmo de Gale Shapley termina siempre en un emparejamiento estable. \square

Este algoritmo además de ser producir un emparejamiento estable también cada solicitante esta mejor o igual en este emparejamiento que en cualquier otro emparejamiento estable. Para hacer la demostración primero introducimos una definición y un lema.

Definición 4.2. Gale y Shapley (1962) Decimos que una universidad es **posible** para un aplicante si existe una asignación estable en la que esta persona asiste a esa universidad.

Lema 4.3. Gale y Shapley (1962)

Supongamos que en un paso arbitrario del algoritmo ningún estudiante ha sido rechazado por una universidad posible para él, además supongamos que una universidad A después de llenarse recibiendo a los estudiantes $\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_q$ rechaza a α , entonces A no es posible para α .

Demostración. Sabemos por hipótesis que para toda $i = 1, \dots, q$, β_i prefiere a A que a todas las universidades que no lo han rechazado y además que cualquier universidad que lo rechazo previamente no es posible para él. Supongamos que existe un emparejamiento estable en el que α asiste a A , entonces alguna β_i no asiste a A porque α tomo su lugar. Este emparejamiento es inestable porque β_i prefiere a A que a su asignación actual porque A es su mejor asignación posible y A prefiere tener a β_i que a α , lo

cual es claramente una contradicción y por lo tanto A no es posible para α . \square

Teorema 4.4. *Gale y Shapley (1962)*

Dada una matriz de preferencias arbitraria y un vector de cotas superiores arbitrario, el emparejamiento producido por el algoritmo es óptimo para los solicitantes.

Demostración. La prueba es por inducción. Primero que nada, sabemos que si en el primer paso del algoritmo una universidad rechaza a un alumno es porque esta universidad no es posible para el aplicante, si suponemos que esta universidad es posible para el llegamos rápidamente a una contradicción porque esto quisiera decir que la universidad rechazó a un mejor estudiante que la tenía como primera opción para meterlo a él y por lo tanto el emparejamiento no sería estable. Luego por el lema 4.3 sabemos que en los siguientes pasos del algoritmo ningún estudiante es rechazado por una universidad posible para él y por lo tanto el emparejamiento obtenido es óptimo. \square

El algoritmo mencionado anteriormente no es único, de cambiarlo el emparejamiento obtenido podría cambiar significativamente. En primera instancia el algoritmo puede ser modificado para que sea óptimo para las universidades en lugar de para los solicitantes. El siguiente algoritmo produce este resultado y las demostraciones se hacen de forma análoga a las mencionadas anteriormente, como propiedades importantes vale la pena mencionar que produce un emparejamiento estable y que cada universidad

está mejor en este emparejamiento que en cualquier otro emparejamiento.

Algoritmo 5: Gale Shapley para admisión a universidades modificado

input : Una matriz de preferencias para n solicitantes y m universidades, un vector M en donde la entrada j representa la cota superior de la universidad j .

output: Un emparejamiento.

- 1 *Cada universidad invita a los primeros j_i solicitantes en su lista a estudiar ahí ;*
 - 2 *Cada alumno que recibe más de una solicitud acepta la más alta en su lista y rechaza el resto. ;*
 - 3 **repeat**
 - 4 *Las universidades que no alcanzaron su cota superior invitan a los siguientes alumnos de su lista de acuerdo con cuantos lugares tienen;*
 - 5 *Cada solicitante que recibe una solicitud acepta la más alta entre su actual universidad y las que lo invitaron;*
 - 6 *El alumno rechaza el resto de las invitaciones;*
 - 7 **until** *hasta que cada universidad este llena o cuando todos los estudiantes sean admitidos en una universidad.;*
-

4.1. El teorema de los hospitales rurales

Existe una extensión de este problema llamada el problema de hospitales y residentes médicos que es básicamente lo mismo a este problema con la excepción de que en vez de tener universidades tenemos hospitales y en vez de que existan estudiantes queriendo estudiar en ésta tenemos estudiantes médicos que quieren hacer su residencia en éste. Una pregunta interesante que se hizo fue ¿qué pasa con los hospitales no populares? Algunos hospitales por su naturaleza no llamaban la atención de los estudiantes de medicina, un ejemplo de esto eran los que estaban en una zona rural, los residentes preferían ir a hospitales en zonas urbanas más pobladas porque contaban con fama de ser mejores hospitales y además tenían más pacientes. La pregunta original puede ser modificada en ¿existe una modificación al algoritmo que produzca un emparejamiento estable y además

asigne más residentes en los hospitales poco populares que el resultado del algoritmo Gale Shapley? A raíz de esto David Gale y Marilda Sotomayor en 1985 demostraron que la cantidad de gente que asiste a universidad es la misma en cualquier emparejamiento estable. Este resultado se puede poner en términos de nuestro problema original, para llegar a éste es necesario primero demostrar un lema.

Lema 4.5. *Gusfield y Irving (1989)*

Dada una matriz de preferencias arbitraria y un vector de cotas superiores arbitrario, sea M el emparejamiento obtenido por el algoritmo de Gale Shapley para admisión a universidades y sea M' un emparejamiento estable arbitrario. Si una universidad A no se llena en M' entonces todo solicitante que entro a A en M también fue asignado a A en M' .

Demostración. Supongamos que α fue admitido en A en la asignación M pero no en M' , por hipótesis A no está llena en M' entonces tenemos una contradicción porque significaría que α en M' está en una mejor universidad posible que A , lo cual no es posible porque la asignación en M por el teorema 4.4 es óptima. Por lo tanto, si una universidad A no se llena en M' entonces todo solicitante que entro a A en M también fue asignado a A en M' . \square

Teorema 4.6. *Teorema de los hospitales rurales*

Gale y Sotomayor (1985)

Dada una matriz de preferencias arbitraria y un vector de cotas superiores arbitrario:

1. *Cada universidad recibe el mismo número de solicitantes en cada asignación estable.*
2. *Exactamente el mismo número de solicitantes quedan como no asignados en cada emparejamiento estable.*
3. *Si una universidad no se llena en un emparejamiento estable recibe exactamente el mismo número de solicitantes en cualquier asignación estable.*

Demostración. Sea M el emparejamiento obtenido por Gale Shapley y sea M' un emparejamiento estable arbitrario. Primero notamos que si una persona no fue asignada a ninguna universidad en M entonces tampoco en M' ,

esto es por el lema 4.3 porque ninguna universidad es posible para él. Por lo tanto, el número de personas asignadas en M' no puede exceder el de M .

Ahora por el lema 4.5, si una universidad se llena en M entonces también está llena en M' . Simultáneamente por el lema 4.5, si a una universidad le sobran lugares en M' entonces en M tiene mínimo la misma cantidad de lugares. Por lo tanto, el número de personas asignadas en M no puede exceder el de M' . Luego, podemos concluir que para toda universidad tiene el mismo número de estudiantes asignados en M y en M' que es lo mismo a cada universidad recibe el mismo número de solicitantes en cada asignación estable.

Apartir de esto concluimos que exactamente el mismo número de solicitantes quedan como no asignados en cada emparejamiento estable dado que ningún estudiante que es no asignado en M puede ser admitido en M' . También vemos (4.5) que si una universidad no se llena en un emparejamiento estable recibe exactamente el mismo número de solicitantes en cualquier asignación estable.

Por lo tanto, concluimos que se cumplen 1, 2 y 3. □

Para seguir avanzando, podemos plantearnos algunas variantes del problema de este problema y veremos si su comportamiento es similar al antes visto.

Capítulo 5

Listas con empates

Retomemos el problema planteado en el capítulo 3, recordemos que se planteo el problema del matrimonio estable y se demostro que sin importar si las listas de preferencia son completas o incompletas, existe un algoritmo polinomial que siempre encuentra un emparejamiento estable optimo (en el sentido de los hombres o de las mujeres dependiendo de que algoritmo se use).

Ahora, consideremos el caso en el que la lista de preferencias es completo, es decir cada hombre y cada mujer tiene catalogado en su orden de preferencia a cada persona del genero opuesto. Incluiremos la variante de que en la lista se pueden introducir empates, esto es muy común dada que en muchas ocasiones la diferencia entre escoger a dos personas puede ser no significativa.

Ejemplo 5.1. Gusfield y Irving (1989) Supongamos que para 2 hombres y 2 mujeres tenemos la matriz de preferencias

$$\begin{pmatrix} & A & B \\ \alpha & 1, 2 & 2, 2 \\ \beta & 1, 1 & 1, 1 \end{pmatrix}.$$

En este caso el orden de preferencias A y B es (β, α) , el orden de preferencia de α es (A, B) y el orden de preferencia de β es $([A, B])^1$.

¹los corchetes denotan que la lista contiene empates

Para este caso es necesario cambiar un poco la definición de estabilidad y de inestabilidad.

Definición 5.1. Gusfield y Irving (1989) Decimos que un emparejamiento es inestable si existen un hombre α y una mujer β , donde cada uno de ellos **estrictamente** prefiere al otro que a su respectiva pareja. Alternativamente un emparejamiento es estable si no es inestable.

La unica diferencia con la definición 1.2 es la palabra estrictamente, este tipo de emparejamientos en muchas ocasiones se conoce como **estabilidad debil**². En el caso de que no existan empates en las listas de preferencias las dos definiciones son identicas. El siguiente resultado muestra que el algoritmo de Gale Shapley tambien sirve para encontrar un emparejamiento estable dadas estas condiciones.

Corolario 5.2. *Dada una matriz de preferencias arbitraria completa en la que se permiten empates con n hombres y m mujeres, el algoritmo de Gale Shapley converge a un emparejamiento estable.*

Demostración. De la definición 5.1 podemos ver que si partimos si convertimos los empates en ordenes estrictos de forma arbitraria llegamos a una instancia del problema planteado en el capítulo 3. Si aplicamos el resultado del teorema 3.1 podemos ver que el algoritmo converge a un emparejamiento estable.

□

Una nota importante de la demostración de arriba es que si que si cambiamos los empates en ordenes distrintos podríamos llegar a emparejamientos estables diferentes.

Ejemplo 5.2. Consideremos la lista de preferencias del ejemplo 5.1, la modificamos para que permita un orden estricto obteniendo la siguiente matriz de preferencias

$$\begin{pmatrix} & A & B \\ \alpha & 1, 2 & 2, 2 \\ \beta & 1, 1 & 2, 1 \end{pmatrix}.$$

²Si no se pide la preferencia estricta es posible ver que en muchas ocasiones no existe un emparejamiento estable para el problema (ver Gusfield y Irving (1989)).

En primera instancia, α y β le proponen a A .

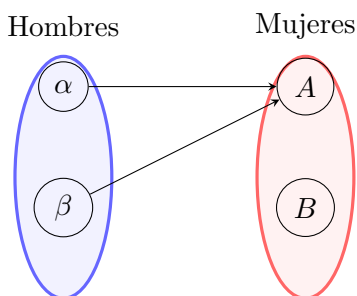


Figura 5.1: Primera iteración.

En segunda instancia, A acepta la propuesta de β y α le propone matrimonio a B .

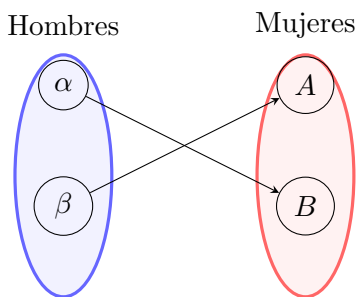


Figura 5.2: Segunda iteración.

Es claro que el emparejamiento obtenido despues de dos iteraciones es estable.

Otro resultado importante de este problema es que sigue cumpliendo el teorema 4.6, es decir dados dos emparejamientos estables la cantidad de hombres emparejados es la misma.

Corolario 5.3. *Dada una matriz de preferencias completa en la que se permiten empates con n hombres y m mujeres. Si tenemos dos emparejamientos estables M_1 y M_2 , la cantidad de hombres emparejados es la misma.*

Demostración. Dada que la lista de preferencias es completa, todos los hombres prefieren tener a una pareja (sin importar que mujer les toque) a quedarse solos, lo mismo es cierto para las mujeres. Por lo tanto, el número de hombres emparejados es el mínimo entre el número de hombres y el número de mujeres. \square

5.1. Listas incompletas con empates

Ahora, consideremos el problema del matrimonio estable considerando dos variantes para el problema; la lista de preferencias es incompleta, o sea para alguna persona en el problema existe otra persona del genero opuesto de la cual prefiere quedarse no emparejado a terminar emparejado con ella y además se permiten empates en la lista del mismo modo que se planteo al principio del capítulo.

Ejemplo 5.3. Manlove y cols. (2002) Supongamos que para 2 hombres y 2 mujeres tenemos la matriz de preferencias

$$\begin{pmatrix} & A & B \\ \alpha & 1, 1 & , \\ \beta & 1, 1 & 2, 1 \end{pmatrix}.$$

En este caso el orden de preferencias de α es (A) , el orden de preferencias de β es (A, B) , el orden de preferencias de A es $([\alpha, \beta])$ y el orden de preferencias de B es (α) .

Para este problema existen dos emparejamientos estables:

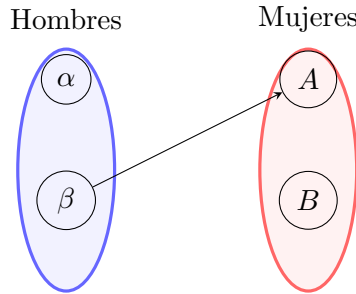


Figura 5.3: Primer emparejamiento estable.

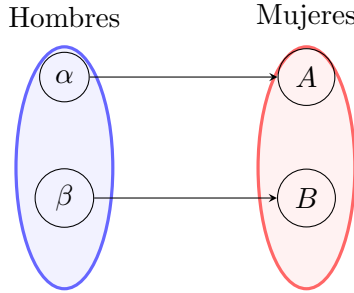


Figura 5.4: Segundo emparejamiento estable.

Un resultado directo mostrado en el ejemplo de arriba es el siguiente corolario.

Corolario 5.4. *Dada una matriz de preferencias incompleta en la que se permiten empates para n hombres y m mujeres. Si tenemos dos emparejamientos estables M_1 y M_2 , la cantidad de hombres emparejados no necesariamente es la misma.*

Un problema interesante aquí es encontrar **un emparejamiento estable de máxima cardinalidad**, o sea encontrar algún emparejamiento estable M_1 con la propiedad de que no existe ningún otro emparejamiento M_2 estable en el problema en el cual exista una mayor cantidad de hombres emparejados que en M_1 . El siguiente resultado muestra que encontrar una solución para este problema no es nada trivial.

Teorema 5.5. *Manlove y cols. (2002) Dada una matriz de preferencias incompleta en la que se permiten empates para n hombres y n mujeres. El problema de encontrar un emparejamiento estable de máxima cardinalidad es NP-duro. Este resultado es correcto inclusive si solo existen empates en las listas de las mujeres (o de forma análoga en las listas de los hombres).*

Demostración. La demostración supera el alcance de esta tesis pero se puede encontrar en Manlove y cols. (2002). \square

Capítulo 6

Cotas inferiores

Retomamos el problema de admisión a universidades igual que como se plantea en el capítulo 4, a cada universidad se le agrega la restricción de que necesita un número mínimo de alumnos asignados que necesitan para abrir. En particular se le agregan las siguientes tres ecuaciones al problema:

1.

$$y_j = \begin{cases} 1 & \text{si la universidad } j \text{ abre.} \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (6.1)$$

2.

$$x_{i,j} \leq y_j \quad \text{para toda } i = 1, 2, \dots, n \text{ y para toda } j = 1, 2, \dots, m. \quad (6.2)$$

Los solicitantes únicamente pueden asistir a universidades abiertas.

3.

$$\sum_{i=1}^n x_{i,j} \geq m_j \times y_j \quad (6.3)$$

Cada universidad necesita admitir a una cantidad considerable de alumnos para abrir.

Una pregunta inicial que surge es si todos los resultados obtenidos para el problema sin cotas inferiores o comunes se siguen cumpliendo, una vez

que agregamos las cotas inferiores ¿el emparejamiento estable siempre existe? ¿De existir este es óptimo? ¿Se obtiene con facilidad? Para comenzar es posible mostrar que el emparejamiento estable no siempre existe.

Ejemplo 6.1. Biró y cols. (2010)

Supongamos que tenemos dos universidades A y B , A solo puede admitir a dos alumnos y necesita admitir a dos alumnos para entrar y B solo puede admitir a un alumno y necesita a un alumno para abrir. Además, contamos con dos solicitantes α y β , la matriz de preferencias del problema está dada por

$$\begin{pmatrix} & A & B \\ \alpha & 1, 1 & 2, 1 \\ \beta & 2, 2 & 1, 2 \end{pmatrix}.$$

Lo primero que notamos es que A o B tienen que estar cerradas porque la suma de las cotas inferiores es tres y solo contamos con dos estudiantes. Si A cierra entonces tenemos dos emparejamientos posibles, en el primero α es admitido en B y no es estable porque α prefiere estar en A , β prefiere estar en A a no estar en ningún lado y A prefiere tener a los dos estudiantes que cerrar .

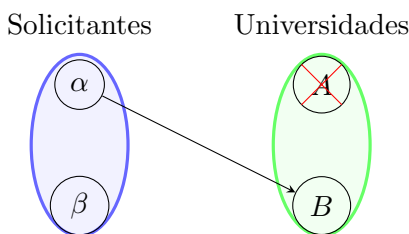


Figura 6.1: Primer caso.

En el segundo caso β es admitido en B y este emparejamiento no es estable porque B prefiere tener a α que a β y α prefiere estudiar que no estudiar.

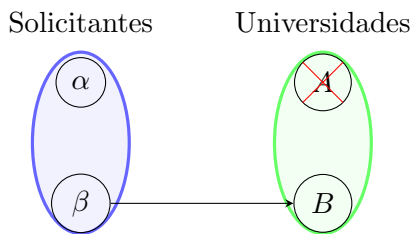


Figura 6.2: Segundo caso.

Si B cierra entonces solo tenemos un emparejamiento posible en el que α y β son admitidos en A , este no es estable porque B prefiere tener a β que cerrar y β prefiere estar en A que en B .

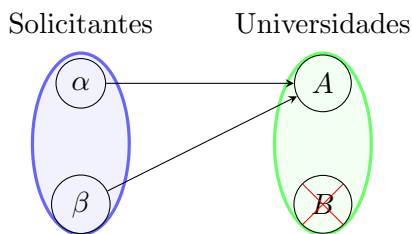


Figura 6.3: Tercer caso.

△

A partir de este ejemplo queda claro que si extendemos el problema agregando cotas inferiores perdemos la garantía de existencia de un emparejamiento estable en nuestro problema. La pregunta clave aquí es si existe alguna condición que garantice la existencia de un emparejamiento estable para cualquier problema de este tipo o si existe algún algoritmo para llegar a uno de forma eficiente, el siguiente resultado muestra que esta pregunta es mucho más complicada de lo que parece.

Teorema 6.1. *Biró y cols. (2010) El problema de ver si una instancia del problema de admisión a universidades con cotas inferiores admite un emparejamiento estable es NP-completo.*

Demostración. Dado que el problema claramente es de decisión, este pertenece a la clase NP.

Para ver que el problema es NP-completo reduciremos el problema del matrimonio estable con listas incompletas con empates a este¹ (sabemos que este problema es NP-completo por el teorema 5.5). Para este caso supondremos que sólo existen empates en las listas de las mujeres, estos son de a lo más longitud 2 y en caso de existir un empate para una mujer arbitraria w_j , este ocupa toda la lista de w_j y al menos uno de los dos hombres pertenecientes a este tiene a w_j hasta arriba de su lista².

Sea I una instancia del problema del emparejamiento estable con listas incompletas con empates, sean $U = \{m_1, m_2, \dots, m_n\}$ la lista de hombres en el problema y sean $W = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$ las mujeres en el problema. Sea W_0 un subconjunto de W que contiene a todas las mujeres con un empate de tamaño dos en su lista. Construiremos una instancia I' del problema de admisión a universidades con cotas inferiores a partir de I .

Cada hombre en I corresponde a un aplicante en I' y sus listas de preferencia son idénticas en ambas instancias. Si las mujeres pertenecen a $W \setminus W_0$ entonces representan a una universidad en I' y cuentan como cota superior e inferior al número 1, sus listas de preferencia son idénticas en I y en I' . El truco está con las mujeres en W_0 , supongamos que tenemos a una mujer w_j en W_0 y supongamos que $m_{j,1}$ y $m_{j,2}$ son los dos hombres que conforman este empate. En I' construimos dos universidades w_j^1, w_j^2 y dos aplicantes nuevos a_j^1, a_j^2 . Para w_j^1, w_j^2 asignamos al número 3 como sus cotas inferiores y simultáneamente también como sus cotas superiores. Las listas de preferencias para las dos universidades y para los dos aplicantes quedan definidos por la siguiente regla:

1. La lista de a_j^1 tiene a dos universidades, en primer lugar prefiere a w_j^2 y en segundo a w_j^1 .
2. La lista de a_j^2 tiene a dos universidades, en primer lugar prefiere a w_j^1 y en segundo a w_j^2 .
3. La lista de w_j^1 tiene a tres aplicantes, en primer lugar prefieren a a_j^1 , en segundo a $m_{j,1}$ y en tercero a a_j^2 .

¹Recordemos que el problema aquí es ver si existe un emparejamiento estable con todos los hombres y todas las mujeres emparejadas.

²Dadas estas condiciones el problema sigue siendo NP-completo Manlove y cols. (2002)

4. La lista de w_j^2 tiene a tres aplicantes, en primer lugar prefieren a a_j^2 , en segundo a $m_{j,2}$ y en tercero a a_j^1 .

Remplazamos a w_j por w_j^1 en la lista de $m_{j,1}$ y remplazamos a w_j por w_j^2 en la lista de $m_{j,2}$. Afirmamos que existe un emparejamiento estable completo en I y solo si I' cuenta con un emparejamiento estable.

Supongamos que existe un emparejamiento estable completo M en I , queremos construir un emparejamiento estable M' en I' a apartir de este. Supongamos que $M' = M$, para toda pareja (m_i, w_j) con w_j en $W \setminus W_0$ no existe ningun cambio y para toda pareja (m_i, w_j) con w_j en W_0 y $m_i = m_{j,r}$ con r igual a 1 o a dos, remplazamos a (m_i, w_j) en M' por $(a_j^1, w_j^r), (a_j^2, w_j^r), (m_{j,r}, w_j^r)$. Es claro que para toda universidad se cumplen las cotas superiores e inferiores y además por la igualdad entre las listas concluimos que M' es un emparejamiento estable.

Supongamos que existe un emparejamiento estable M' en I' , queremos construir un emparejamiento estable M en I a apartir de este. Supongamos que $M = M'$, para toda pareja (m_i, w_j) con w_j en $W \setminus W_0$ no existe ningun cambio. Supongamos entonces que $(m_{j,r}, w_j^r)$ pertenece a M' con r igual a 1 o a dos, donde $m_{j,r}$ es igual a m_k para algún hombre en U . Como la cota inferior de w_j^r es igual a 3, es claro que (a_j^1, w_j^r) y (a_j^2, w_j^r) pertenecen a M' , sustituimos a $(m_{j,r}, w_j^r)$, a (a_j^1, w_j^r) y a (a_j^2, w_j^r) en M por (m_i, w_j) . Por construcción de w_j^1 y de w_j^2 , unicamente una de esas dos universidades pueden estar abiertas, lo que garantiza que w_j en M sólo este emparejada con un hombre (esto se cumple para cada mujer en W_0). Además como al menos uno de los dos hombres pertenecientes a la lista de w_j tienen a esta hasta arriba de su lista, tenemos garantia de que w_j^1 o w_j^2 esten abiertas en I . Es claro que todos los hombres y todas las mujeres en I estan emparejadas en M por lo tanto el emparejamiento es completo, por la similitud entre las listas de I y I' es tambien claro que M es un emparejamiento estable y por lo tanto la afirmación mencionada arriba es verdadera y concluimos que el problema de ver si una instancia del problema de admisión a universidades con cotas inferiores admite un emparejamiento estable es NP-completo (inclusive si cada cota inferior no excede a 3). \square

A partir de este resultado vemos que el problema es extremadamente difícil de resolver. Biró y cols. (2010) propone una heurística para resolver este problema de forma rápida. En general hay que tener cuidado al usarla

porque el algoritmo ignora la existencia de universidades bloqueadoras y podría no llegar a una solución a pesar de que para ese problema en particular si exista una asignación estable. La heurística es la siguiente:

Algoritmo 6: Heurística para admisión a universidades con cotas inferiores.

input : Una matriz de preferencias para n solicitantes y m universidades, un vector M en donde la entrada j representa la cota superior de la universidad j y un vector N en donde la entrada j representa la cota inferior de la universidad j .

output: Un emparejamiento o un mensaje.

- 1 $U \leftarrow$ un vector de tamaño m con los nombres de todas las universidades;
 - 2 **repeat**
 - 3 *Se aplica el algoritmo de Gale Shapley para admisión a universidades considerando que las escuelas que aparecen en U están abiertas y las que no están cerradas obteniendo un emparejamiento M ;*
 - 4 **if** M es factible **then**
 - 5 El algoritmo acaba y saca como output el emparejamiento;
 - 6 **else**
 - 7 *Sea A la universidad con el cociente entre el número asignado de estudiantes y su cota inferior mínimo ;*
 - 8 $U \leftarrow U \setminus A$ (Al vector U le quitamos la universidad A) ;
 - 9 **until** *Hasta encontrar un emparejamiento estable factible o mientras U sea no vacío;*
 - 10 *Si U está vacío, saca un mensaje diciendo que no se encontró el emparejamiento;*
-

Como afirmamos arriba la heurística podría no llegar a una solución a pesar de que para ese problema en particular si exista una asignación estable, demostramos esto a partir del siguiente ejemplo.

Ejemplo 6.2. Biró y cols. (2010) Supongamos que tenemos a 3 aplicantes α, β, γ y a dos universidades A, B . A tiene como cota inferior y superior al

número 2; B tiene como cota inferior y superior al número 3. Sus preferencias son las siguientes:

$$\begin{pmatrix} & A & B \\ \alpha & 1, 1 & , 1 \\ \beta & 1, 2 & 2, 1 \\ \gamma & , & 1, 2 \end{pmatrix}$$

Aplicamos el algoritmo de Gale Shapley para las dos universidades abiertas obteniendo la asignación:

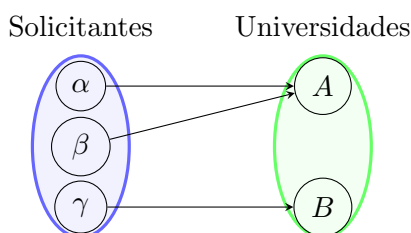


Figura 6.4: Primera iteración.

La asignación es estable pero claramente no es factible porque A y B no respetan sus cotas. En un segundo paso cerramos A porque es la universidad con el cociente entre el número asignado de estudiantes y su cota inferior mínimo (su cociente es $\frac{1}{2}$ y el de B es $\frac{2}{3}$). Aplicamos el algoritmo de Gale Shaple considerando unicamente B abierto obteniendo la asignación:

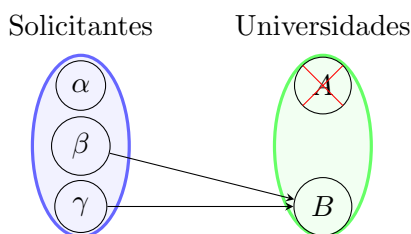


Figura 6.5: Segunda iteración.

La asignación es estable pero claramente no es factible porque B no respeta sus cotas. El algoritmo saca un mensaje diciendo que no se encontro

un emparejamiento estable. Uno apartir de esto podría concluir que este no existe para el problema pero si abrimos A y cerramos B obteniendo la asignación:

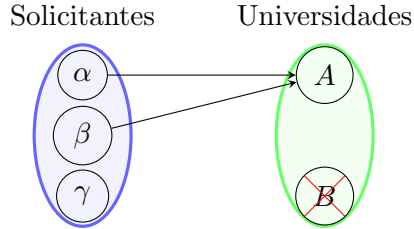


Figura 6.6: Asignación estable.

Esta asignación es estable y factible lo que muestra que la heurística podría no llegar a una solución a pesar de que para ese problema en particular si exista una asignación estable. \triangle

Concluimos que el problema de admisión a universidades con cotas inferiores es extremadamente difícil de resolver, en lo que resta de la tesis hablaremos del problema de admisión a universidades considerando cotas superiores comunes.

Capítulo 7

Cotas comunes

Retomamos el problema de admisión a universidades igual que como se plantea en el capítulo 4, se agrega la restricción de que varias universidades en conjunto pueden compartir cotas superiores, estas restricciones son de carácter natural porque las universidades pueden tener recursos compartidos como es el caso, por ejemplo, de becas gubernamentales . En particular se le agregan la siguiente restricción al problema:

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m w_{j,k} \cdot x_{i,j} \leq N_p \quad (7.1)$$

donde

$$w_{j,k} = \begin{cases} 1 & \text{si la universidad } j \text{ es parte de la restricción } k. \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases} \quad (7.2)$$

para toda $k = 1, 2, \dots, p$ ¹.

Las universidades tienen cotas superiores comunes. *endequation*

Para simplificar la notación del problema, en lugar de usar la matriz de preferencias definida por 1.1 utilizaremos una lista de preferencias que tiene la ventaja de ser un poco más simple para expresar las cotas comunes.

Definición 7.1. Definimos la **lista de preferencias** para un problema con n estudiantes, con m universidades y p restricciones como una función

¹donde p es el número de restricciones comunes.

P de tal forma que si α es un estudiante $P(\alpha)$ es el orden de preferencia que le asigna a las universidades, si A es una universidad $P(A)$ es el orden de preferencia que le asigna a los estudiantes. salvo que el primer lugar denota la cota superior de A . Además, si denotamos a \mathcal{C} como el **sistema de conjuntos de universidades** (ver A.10) que esta conformado por los conjuntos de universidades que forman cada restricción y denotamos a C_k como el conjunto de universidades que forman parte de la restricción común k para todo $k = 1, 2, \dots, p$. Entonces $P(C_k)$ representa el orden de preferencias de la cota C_k para todo $k = 1, 2, \dots, p$).

Es un poco contraintuitivo definir las preferencias en terminos de conjuntos de universidades, esto es necesario, por ejemplo, en situaciones cuando se alcanza la cota común entre dos universidades pero ninguna alcanza su cota superior. Si sólo nos basamos en las listas de preferencia de las dos universidades no es claro bajo que criterio se aceptan o se rechazan nuevos estudiantes. Además para que exista consistencia en los ordenes de preferencias hacemos los siguientes supuestos:

1. Si para alguna $k = 1, 2, \dots, p$ fija, existe una universidad A que pertenece a C_k y además existe un estudiante α que pertenece a $P(A)$. Entonces, α pertenece a $P(C_k)$.
2. Si para alguna $k = 1, 2, \dots, p$ fija, existe un estudiante α que pertenece a $P(C_k)$. Entonces, existe una universidad A que pertenece a C_k tal que α pertenece a $P(A)$.
3. Si para alguna $k = 1, 2, \dots, p$ fija, existe una universidad A que pertenece a C_K y además existen dos estudiantes α y β de tal forma que A prefiere a α que a β . Entonces, α aparece antes que β en $P(C_K)$.
4. Si para alguna $k = 1, 2, \dots, p$ fija, existen dos estudiantes α y β , de tal forma que α aparece antes que β en $P(C_k)$. Entonces, toda universidad A que pertenece a C_k prefiere tener a α que a β en caso que aparezcan en $P(A)$.

Damos un ejemplo de una lista de preferencias para dejar todo un poco más claro, en general la idea es la misma a las matrices de preferencias.

Ejemplo 7.1. Biró y cols. (2010) Supongamos que tenemos tres aplicantes α, β, γ , cuatro universidades A, B, C, D y dos conjuntos de universidades

$\{A, B\}, \{A, C\}$ que forman cotas comunes. La lista de preferencias sigue la siguiente regla:

$$P(A) = 1 : \alpha$$

$$P(\alpha) = A, D$$

$$P(B) = 1 : \beta$$

$$P(\{A, B\}) = 1 : \beta, \alpha$$

$$P(\beta) = B$$

$$P(C) = 1 : \gamma$$

$$P(\{A, C\}) = 1 : \gamma, \beta$$

$$P(\gamma) = D, C$$

$$P(D) = 1 : \alpha, \gamma$$

Aquí (solo para dar algunos ejemplos) podemos ver que α tiene en su lista primero a A y luego a D . C unicamente quiere a γ como su alumno y además tiene como cota superior al número uno. Las cotas comunes son consistentes de acuerdo a lo planteado anteriormente.

La primera pregunta que uno podría hacerse es si siempre existe una asignación estable. Recordemos que en el caso de cotas inferiores no siempre existe y por lo tanto podría aquí suceder lo mismo. El siguiente resultado muestra que de hecho no siempre existe una asignación estable para el problema.

Teorema 7.2. *Biró y cols. (2010) Dada una instancia del problema de admisión a universidades con cotas comunes podría no existir solución al problema de encontrar una asignación estable.*

Demostración. Supongamos que para lista 7.1 existe una asignación estable M . Si α no esta emparejada llegamos a una contradicción porque D tiene a α primero en su lista y no esta bloqueada por ninguna restricción común. es decir no existe razon para que α no este asignada.

Si α esta asignada a A tenemos que entonces γ esta asignada a D y además por la restricción común de $\{A, B\}$, β queda sin estar asingado lo cual contradice la hipotesis de estabilidad porque $\{A, B\}$ prefiere tener a β que a α .

Si α esta asingado a D entonces γ esta asignado a C lo que implica que

β queda sin estar asignado. $\{A, B\}$ y A no cumplen con su cota superior (tienen espacio para más alumnos) y α prefiere estar en A que en D , por lo tanto esta asignación no es estable y de hecho concluimos que no existen asignaciones estables para este problema.

Notamos que si β no fuera parte del problema entonces si asignamos a α a A y asignamos a γ a D tenemos una asignación estable, por lo tanto concluimos que a veces si existe una asignación estable. \square

A partir de este ejemplo queda claro que si extendemos el problema agregando cotas comunes perdemos la garantía de existencia de un emparejamiento estable en nuestro problema. La pregunta clave aquí es si existe alguna condición que garantice la existencia de un emparejamiento estable para cualquier problema de este tipo o si existe algún algoritmo para llegar a uno de forma eficiente, el siguiente resultado muestra que esta pregunta es mucho más complicada de lo que parece.

Teorema 7.3. *Biró y cols. (2010) El problema de ver si una instancia del problema de admisión a universidades con cotas comunes admite un emparejamiento estable es NP-completo.*

Demostración. ² Dado que el problema claramente es de decisión, este pertenece a la clase NP.

Para ver que el problema es NP-completo reduciremos el problema del matrimonio estable con listas incompletas con empates a este³ (sabemos que este problema es NP-completo por el teorema 5.5). Para este caso supondremos que sólo existen empates en las listas de las mujeres, estos son de a lo más longitud 2 y en caso de existir un empate para una mujer arbitraria w_j , este ocupa toda la lista de w_j y al menos uno de los dos hombres pertenecientes a este tiene a w_j hasta arriba de su lista⁴.

Sea I una instancia del problema del emparejamiento estable con listas incompletas con empates, sean $U = \{m_1, m_2, \dots, m_n\}$ la lista de hombres en el problema y sean $W = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$ las mujeres en el problema. Sea W_0 un subconjunto de W que contiene a todas las mujeres con un empate

²la demostración se parece bastante a la del teorema 6.1.

³Recordemos que el problema aquí es ver si existe un emparejamiento estable con todos los hombres y todas las mujeres emparejadas.

⁴Dadas estas condiciones el problema sigue siendo NP-completo Manlove y cols. (2002)

de tamaño dos en su lista. Construiremos una instancia I' del problema de admisión a universidades con cotas comunes a partir de I .

Cada hombre en I corresponde a un aplicante en I' y sus listas de preferencia son idénticas en ambas instancias. Si las mujeres pertenecen a $W \setminus W_0$ entonces representan a universidad en I' y cuentan con una cota superior igual al número 1, sus listas de preferencia son idénticas en I y en I' .

El truco está con las mujeres en W_0 , supongamos que tenemos una mujer w_j en W_0 y supongamos que $m_{j,1}$ y $m_{j,2}$ son los dos hombres que conforman este empate. Creamos entonces dos aplicantes adicionales b_j^1, b_j^2 , seis universidades $c_j^1, c_j^2, c_j^3, c_j^4, c_j^5, c_j^6$ y cuatro conjuntos de universidades $\{c_j^1, c_j^2\}, \{c_j^2, c_j^3\}, \{c_j^4, c_j^5\}, \{c_j^5, c_j^6\}$ con cotas comunes y las siguientes preferencias:

$$P(c_j^1) = 1 : m_{j,1}$$

$$P(c_j^2) = 1 : b_j^1 \quad P(\{c_j^1, c_j^2\}) = 1 : b_j^1, m_{j,1}$$

$$P(b_j^1) = c_j^5, c_j^2 \quad P(c_j^3) = 1 : b_j^2 \quad P(\{c_j^2, c_j^3\}) = 1 : b_j^1, b_j^2$$

$$P(b_j^2) = c_j^3, c_j^6 \quad P(c_j^4) = 1 : m_{j,2} \quad P(\{c_j^4, c_j^5\}) = 1 : b_j^1, m_{j,2}$$

$$P(c_j^5) = 1 : b_j^1 \quad P(\{c_j^5, c_j^6\}) = 1 : b_j^2, b_j^1$$

$$P(c_j^6) = 1 : b_j^2$$

Para simplificar notación, sea A_1 los aplicantes de la forma $m_{j,k}$ y sea A_2 los aplicantes de la forma b_j^k . Finalmente, sustituimos a w_j en la lista de $m_{j,1}$ por $c_{j,1}$ y sustituimos a w_j en la lista de $m_{j,2}$ por $c_{j,4}$. Afirmamos que I tiene un emparejamiento estable completo M si y sólo si I' tiene una asignación

estable M' en la que cada aplicante en A_1 esta asignado a alguna universidad. Suponiendo que en M tenemos que m_i y w_j estan emparejados, la relación entre las dos intancias sigue las siguientes reglas:

- Si w_j pertenece a $W \setminus W_0$, entonces m_i esta asignado a w_j en M' .
- Si w_j pertenece a W_0 , entonces $m_{j,1}$ esta emparejado con w_j si y sólo si en M' tenemos que $m_{j,1}$ esta asignado a c_j^1 , b_j^2 esta asignado a c_j^3 y b_j^1 esta asignado a c_j^5 .
- Si w_j pertenece a W_0 , entonces $m_{j,2}$ esta emparejado con w_j si y sólo si en M' tenemos que $m_{j,2}$ esta asignado a c_j^4 , b_j^2 esta asignado a c_j^6 y b_j^1 esta asignado a c_j^2 .

Supongamos que existe un emparejamiento estable M en I , es claro por construcción que la asignación M' resultante es tambien estable y que además cada aplicante en A_1 es asignado a alguna universidad.

Supongamos que existe una asignación estable M' en I' en el que todos los aplicantes en A_1 estan emparejados.

Para completar la reducción, es necesario construir una parte adicional de I' como sigue: Para cada aplicante a_i en A_1 construimos dos aplicantes adicionales z_i^1, z_i^2 , cuatro universidades $d_i^1, d_i^2, d_i^3, d_i^4$ con cotas comunes $\{d_i^1, d_i^2\}$ y $\{d_i^2, d_i^3\}$. Las listas de preferencias y cotas son como siguen:

$$P(d_i^1) = 1 : z_i^1$$

$$P(z_i^1) = d_i^1, d_i^4 \quad P(d_i^2) = 1 : a_i \quad P(\{d_i^1, d_i^2\}) = 1 : a_i, z_i^1$$

$$P(z_i^2) = d_i^4, d_i^3 \quad P(d_i^3) = 1 : z_i^2 \quad P(\{d_i^2, d_i^3\}) = 1 : z_i^2, a_i$$

$$P(d_i^4) = 1 : z_i^1, z_i^2$$

Finalmente añadimos a d_i^2 al final de la lista de preferencias de a_i y afirmamos que I tiene un emparejamiento estable completo si y solo si I'

tiene emparejamiento estable. Lo primero que notamos es que la construcción es casi idéntica a la usada en la demostración de 7.2 entonces podemos usar argumentos similares. Notamos que en I' cada aplicante en A_i está emparejado a la parte no adicional de I' porque si no la parte adicional bloquearía la estabilidad (ejemplo teorema) y además para garantizar estabilidad si cada universidad está emparejada con la parte no adicional de I' agregamos las parejas (z_i^1, d_i^1) y (z_i^2, d_i^4) al emparejamiento (al igual que en 7.2).

Por lo tanto, podemos concluir que el problema de ver si una instancia del problema de admisión a universidades con cotas comunes admite un emparejamiento estable es NP-completo.

□

Además de no siempre existir una asignación estable sucede algo bastante problemático, para un mismo problema podrían existir dos emparejamientos estables en los que el conjunto de alumnos admitidos sea distinto en cada asignación. Esto tal vez quiere decir que es necesario introducir algún otro criterio para resolver el problema. El siguiente ejemplo demuestra esta afirmación.

Ejemplo 7.2. Biró y cols. (2010) Supongamos que tenemos 4 estudiantes $\alpha, \beta, \gamma, \delta$, 6 universidades A, B, C, D, E, F y cuatro conjuntos de universidades $\{A, B\}, \{B, C\}, \{D, E\}, \{E, F\}$ con las siguientes listas de preferencias:

$$P(A) = 1 : \alpha$$

$$P(\alpha) = A$$

$$P(B) = 1 : \beta$$

$$P(\{A, B\}) = 1 : \beta, \alpha$$

$$P(\beta) = E, B$$

$$P(C) = 1 : \gamma$$

$$P(\{B, C\}) = 1 : \beta, \gamma$$

$$P(\gamma) = C, F$$

$$P(D) = 1 : \delta$$

$$P(\{D, E\}) = 1 : \beta, \delta$$

$$P(\delta) = D$$

$$P(E) = 1 : \beta$$

$$P(\{E, F\}) = 1 : \gamma, \beta$$

$$P(F) = 1 : \gamma$$

Es fácil ver que las siguientes dos asignaciones son estables.

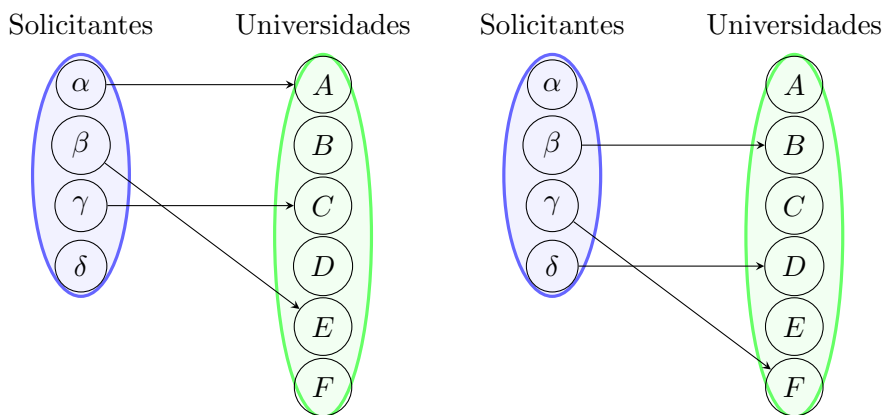


Figura 7.1: Asignaciones estables.



En lo que sigue de la tesis analizaremos una variante del problema con cotas comunes en el que las restricciones tienen la propiedad de ser anidadas. Veremos que este problema resulta mucho más sencillo de resolver y que además tiene propiedades bastante interesantes.

Capítulo 8

Cotas comunes anidadas

Retomamos el problema de admisión a universidades con cotas comunes igual que como se plantea en el capítulo 7, se agrega la restricción de que los conjuntos de universidades que forman una restricción deben de ser anidados, en terminos matemáticos decimos que:

Definición 8.1. Decimos que un sistema de conjuntos de universidades \mathcal{C} es **anidado** si para todo par de conjuntos S, S' en \mathcal{C} se tiene que la intersección de ellos es vacía o que alguno de los dos conjuntos contiene al otro.

En terminos simples, es cuando las restricciones comunes tienen una naturaleza jerarquica, este tipo de esquema suele suceder cuando los presupuestos se dividen por departamento, facultad y tipo de universidad. En particular podemos ver que las restricciones (aprovechando que son jerarquicas) pueden ser representadas por medio de un árbol o un bosque (dependiendo de si el universo de universidades es parte de \mathcal{C}) cómo el siguiente ejemplo muestra.

Ejemplo 8.1. Supongamos que tenemos cinco universidades c_1, \dots, c_5 , diez aplicantes a_1, a_2, \dots, a_{10} y 3 conjuntos de universidades con restricciones comunes $\{c_1, c_2\}, \{c_1, c_2, c_3\}, \{c_4, c_5\}$ (es claro que son anidados los conjuntos). Definimos las cotas de cada universidad usando la función q^1 dada

¹Para simplificar notación en lo que resta de este trabajo usaremos una función para decir cuál es la cota superior de cada conjunto o universidad; en particular, si la cota superior de A es b entonces $q(A) = b$.

por la regla:

$$q(c_1) = 3$$

$$q(c_2) = 3$$

$$q(c_3) = 3$$

$$q(c_4) = 2$$

$$q(c_5) = 2$$

$$q(\{c_1, c_2\}) = 5$$

$$q(\{c_1, c_2, c_3\}) = 7$$

$$q(\{c_4, c_5\}) = 3$$

Entonces la representación como bosque de las restricciones queda así:

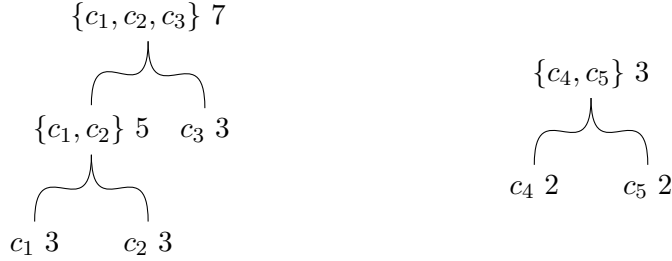


Figura 8.1: Bosque representando las restricciones del ejemplo 8.1

Falta mencionar que en cada nodo aparece el conjunto de universidades junto con su cota superior. El nodo padre de cada árbol es el **grupo** de las universidades pertenecientes a ese árbol. \triangle

Existen varias definiciones nuevas que nos gustaría agregar al problema, para verlo en terminos más simples.

Definición 8.2. Algunos terminos que utilizaremos son los siguientes:

1. Decimos que M es la **función de emparejamiento** si dado una asignación M^2 tenemos que para un aplicante a arbitrario, $M(a)$ es la universidad a la que es asignado es M y conjunto de universidades c arbitrario, $M(c)$ es el conjunto de aplicantes asignados a b en M .
2. Decimos un conjunto de universidades c está **lleno** si la cardinalidad de $M(c)$ es igual a $q(c)$.
3. Decimos que un conjunto de universidades esta **subsuscrito** si no esta lleno.

²El abuso de notación es para confundir al lector lo menos posible.

4. Una universidad esta **libre** si ningun conjunto que la contiene esta lleno, es lo mismo a que su grupo esta libre. Si no esta libre decimos que esta **restringida**. Las universidades libres pueden admitir a uno o más aplicantes sin violar ninguna restricción.

5. Dada una universidad c restringida dada un emparejamiento M , decimos que $Cs_M(c)$ es el **conjunto critico** de c dado M si es el conjunto de universidades lleno minimal que contiene a c . Esto quiere decir que dado el árbol de restricciones donde aparece c , $Cs_M(c)$ es el nodo padre de c más abajo (no existen nodos llenos entre el y c) con la propiedad de que esta lleno.

Este problema difiere con el del capítulo 7 en el sentido de que si es facil de resolver. A continuación esta un algoritmo de cómo llegar a una asignación estable para el problema, mostraremos su convergencia y su veremos cuál es su complejidad. Al igual que en el capítulo 3 veremos que hay algoritmos optimos para los aplicantes y algortimos optimos para las unviersidades, se muestra primero el de los aplicantes.

8.1. Algoritmo orientado a los aplicantes

Algoritmo 7: Algoritmo orientado a los aplicantes

input : Lista de restricciones y preferencias de las universidades y los aplicantes
output: Un emparejamiento.

```

1 while Existe un aplicante a que no esta emparejado y que no
   haya sido rechazado por todas las universidades. do
2   c es la primera universidad de la lista de a a la que no ha
   aplicado;
3   if c esta libre then
4     asignamos a a c;
5   else
6     Sea S el conjunto critico de C;
7     if Si a es preferido en la lista del grupo de c al pero
       aplicante b que esta asignado en alguna universidad en
       S then
8       Sea d la universidad a la que esta asignado b;
9       Eliminamos (b,d) del emparejamiento;
10      Agregamos (a,c) al emparejamiento;
11     else
12      a es rechazado por c;

```

Los siguientes resultados hablan sobre la convergencia y complejidad del algoritmo.

Lema 8.3. *Si alguna universidad c en el algun punto del algoritmo orientado a los aplicantes queda restringida, entonces no vuelve a estar libre.*

Demostración. En cualquier iteración del algoritmo si alguna universidad c con un conjunto critico S , si el conjunto S que subsuscrito seria porque alguna universidad en S rechazo a algun aplicante actual a . Si esto sucede es porque algun conjunto S' que contiene a S estaba lleno y rechazo a a para aceptar a un mejor aplicante en su lista. De esta forma c queda restrungida por S' . \square

Lema 8.4. *Si M es un emparejamiento bajo el cual c esta restringido y M' es el emparejamiento obtenido en el siguiente paso del algoritmo orientado a los aplicantes. Entonces, el aplicante más abajo en la lista en $Cs_{M'}(c)$ no puede ser menos preferido que el menos preferido en $Cs_M(c)$.*

Demostración. Primero notamos que el si S y S' son dos conjuntos de universidades y S es un subconjunto de S' entonces el peor aplicante en S esta a lo más igual de alto en la lista de preferencias que el peor aplicante en S' .

Supongamos que en el siguiente paso de algoritmo, el aplicante b aplica a la universidad d y es rechazado, como M' queda identico a M el lema queda como verdadero para este caso.

En el otro caso, supongamos que d acepta a b para ser parte de su universidad. Sea S el conjunto critico de c en el emparejamiento M , sea S' el conjunto critico en S' , sea T el conjunto critico de d en M' . Consideramos cinco casos:

1. Supongamos d estaba libre en M , esto implica directamente que $S = S'$ y el resultado sigue de esto.
2. Supongamos que la intersección entre S y T es igual al vacío, de aquí sale directo que en la iteración S no cambia y por lo tanto $S = S'$ y el resultado sigue de esto.
3. Supongamos que T es un subconjunto propio de S , entonces c no pertenece a T (porque esto contradiría la hipotesis de que S es el conjunto critico de c). De aquí sigue que $S = S'$ y como los cambios de M a M' solo suceden en T los aplicantes emparejados en $S \setminus T$ son los mismos a los asignados en $S' \setminus T$ y en T por como funciona el algoritmo el peor alumno asignado en M' debe de ser mejor al peor alumno asignando en M . De aquí se sigue que esto es cierto para S y S' .
4. Supongamos que T es igual a S . Aquí tenemos que la cantidad de alumnos asignados bajo M en S son iguales a la cantidad de alumnos asignados bajo M' a S y simultaneamente son iguales a la cota superior de S . En este caso existe la posibilidad de que S' sea un subconjunto de S pero por la observación realizada al principio de la demostración concluimos que para este caso el lema es verdadero.

5. Por ultimo, supongamos que S es un subconjunto propio de T . Si el aplicante rechazado no se encontraba asignado en S entonces el resultado se sigue directo de que los asignados en S bajo M y en S' bajo M' no cambian. En otro caso, debe de suceder que la cantidad de alumnos asignados en S bajo M' son estrictamente menores a la cantidad de alumnos asignados a S bajo M y que esto además sucede para toda S^* con la propiedad de que S es un subconjunto de S^* , S^* es un subconjunto de T y d no pertenece a S^* . Además sabemos que la cantidad de alumnos asignados bajo M son iguales a la cantidad de alumnos asignados bajo M' a toda S^* que cumple que S es un subconjunto de S^* , S^* es un subconjunto de T y d pertenece a S^* , pero la cantidad de alumnos asignados es estrictamente menor a su cota superior. Esto implica que el nuevo conjunto critico de c (S') es igual a T , como S' es el conjunto critico de d y en la iteración del algoritmo rechazo a su peor aplicante, se sigue que el lema es correcto para este caso.

Por lo tanto, Si M es un emparejamiento bajo el cual c esta restringido y M' es el emparejamiento obtenido en el siguiente paso del algoritmo orientado a los aplicantes. Entonces, el aplicante más abajo en la lista en $Cs_{M'}(c)$ no puede ser menos preferido que el menos preferido en $Cs_M(c)$. \square

El siguiente teorema habla de la convergencia de este algoritmo y muestra un resultado en terminos de optimalidad.

Teorema 8.5. *Dado un problema de admisión a universidades con cotas comunes anidadas, el emparejamiento M encontrado por el algoritmo orientado a los aplicantes es estable y además cumple que cada aplicante se encuentra en la mejor asignación posible que en cualquier otra asignación estable.*

Demostración. Supongamos que M no es estable y por lo tanto existe un aplicante a y una universidad c que se prefieren a su asignación actual. Como a prefiere a c , podemos ver que c rechazo a a en algun paso del algoritmo. En esa iteración del algoritmo c estaba restringida y prefirió a algun aplicante b (b aquí siendo el menos preferido entre los asignados) sobre a (de acuerdo a lista de su grupo). Por los lemas 8.3 y 8.3 c se mantiene restringida en las iteraciones posteriores y el peor aplicante de su

conjunto critico no puede ser menos preferido que b . Por lo tanto, llegamos a una contradicción y concluimos que M es estable.

Ahora, supongamos que el algoritmo no es optimo para los aplicantes eso es existen un aplicante a y una universidad c emparejados en M , además existe otra asignación estable M' en donde a esta asignado a c' y a prefiere a c' sobre c (adicional a esto supongamos que en algoritmo es la primera asignación estable que es rechazada). Como a prefiere a c' podemos concluir que c' rechaza a a en algun punto del algoritmo.

Sea X el emparejamiento obtenido antes de que un aplicante a^* aplicara a alguna universidad c^* resultando en que c' rechazara a a . Sea $S = Cs_X(c^*)$ el conjunto critico de c^* en X y sea $X^* = X \cup \{(a^*, c^*)\}$. Mostraremos que existe yn aplicante d y una universidad d tales que:

1. d esta asignado a b en X^* .
2. b no esta asignado a d en M' .
3. d esta libre en M' o S es un subconjunto de $Cs_{M'}(d)$.

Primero, notamos que la cantidad de alumnos asignados a S en M' es menor o igual que la cota de S que esta a su vez igual a la cantidad de alumnos asignados a S en X . Además podemos ver que la cantidad de alumnos asignados a S en X^* excede a la cota superior de S por 1, como la cota se excede a partir de agregar un nuevo par podemos ver que para cualquier subconjunto propio S_i de S se cumple que la cantidad de personas asignadas a S_i en X^* es menor o igual a la cota de S_i (porque $S = Cs_X(c^*)$), por lo tanto S es el conjunto minimal que no cumple la cota. Esto implica que alguno de sus hijos (en el sentido de las restricciones) S_2 satisface que la cantidad de personas emparejadas en M' es menor estricto a la cantidad de personas emparejadas en X^* que es menor igual a su cota. Por la misma razon, podemos construir una sucesión en donde $S = S_1$, S_{i+1} es un subconjunto propio de S_i , S_k es igual a $\{d\}$ y cada S_i satisface la propiedad anterior. Finalmente sea b el aplicante que se encuentra asignado en X^* a d pero en M' .

Ahora, notamos que b esta en mejor posición que a , de otra forma en la siguiente iteración del algoritmo hubieran rechazado a b y no a a . Entonces, como b no esta asignado en M' o prefiere a d que a su respectiva universidad en M' , como S es un subconjunto de $Cs_{M'}(d)$ se sigue que la pareja (b, d)

ocasiona que M' no sea estable. Por lo tanto llegamos a una contradicción y concluimos que el algoritmo es optimo para los aplicantes. \square

Además a esto podemos ver que el algoritmo siempre es consistente sin importar en que orden se itere.

Corolario 8.6. *Cualquier ejecución del algoritmo orientado a los aplicantes llega a la misma asignación estable.*

Demostración. Como el algoritmo es optimo sin importar el orden sobre el que se itera, podemos concluir que siempre se llega a la misma asignación estable. \square

A partir de esto podemos estudiar cuál es la diferencia principal entre pedir que las cotas comunes sean anidadas y no tener ninguna restricción sobre estas. El siguiente resultado muestra como el comportamiento de este problema es mucho más amigable en terminos algoritmicos.

Teorema 8.7. *La complejidad del algoritmo orientado a los aplicantes es del orden de $kL + pn$ donde L es la cantidad de parejas aceptables, k es la longitud máxima de algun árbol en el bosque de restricciones, n es el número de aplicantes y p es el número de conjuntos acotados.*

Demostración. El primer termino viene de que el primer \square

8.2. Algoritmo orientado a las universidades

Igual que en el caso del matrimonio estable la idea de optimalidad para los aplicantes se puede reorientar a optimalidad para las universidades, usualmente las que escojen con que alumnos quedarse son las universidades y resulta más intuitiva este tipo de optimalidad. En lo que sigue del capitulo se muestra un algoritmo y se muestran algunos resultados sobre el mismo. Para empezar es necesario explicar las siguientes definiciones:

1. Decimos que un aplicante es **no tratado** para un conjunto S si ninguna universidad en S le ha ofrecido un puesto.
2. Sea a algun aplicante que es no tratado por alguna universidad libre c en G . Decimos que la pareja (c, a) constituye una **oferta lider**.

A continuación mostramos el algoritmo orientado a las universidades, la diferencia importante entre este algoritmo y el otro es que aquí las universidades le ofrecen los puestos a los alumnos y no al revez.

Algoritmo 8: Algoritmo orientado a las universidades

input : Lista de restricciones y preferencias de las universidades y los aplicantes

output: Un emparejamiento.

```

1 while Existe un grupo de universidades  $G$  que este subsuscrito
  y existe una universidad libre con un aplicante no tratado. do
2   Sea  $(c, a)$  la oferta líder en ese punto; Marcamos  $a$  a como
    tratado por  $c$ ; if  $a$  no está asignado then
3     └ Agregamos  $(a, c)$  a la asignación;
4   else
5     if  $a$  prefiere  $c$  que a su universidad actual  $d$  then
6       └ Quitamos a  $(a, d)$  del emparejamiento; Agregamos
         $(a, c)$  a la asignación;
7     else
8       └  $a$  rechaza a  $c$ ;

```

El siguiente lema y teorema nos ayudan a entender qué tan bueno es este algoritmo y cuál es la diferencia central con el algoritmo orientado a los aplicantes.

Lema 8.8. *Si en algún punto del algoritmo, una universidad d en un grupo G le ofrece un puesto a un aplicante b entonces si se cumple alguna de las siguientes dos cosas:*

1. *Si a algún otro aplicante a (superior a b en la lista de G) no se le ofrece un puesto en alguna universidad c en G , donde a es no es marcado como tratado por c .*
2. *Si a b no le ofrecen un puesto en c (superior a d en la lista de b), donde b no es marcado como tratado por c .*

Entonces, c está restringido y su conjunto crítico no se encuentra en el camino entre d y la parte de arriba del árbol.

Demostración. Por la definición de la oferta líder podemos directamente concluir que c está restringido. Como d está libre (por hipótesis) sabemos que no es parte de ningún conjunto restringido y por lo tanto tampoco de algún conjunto crítico. \square

Teorema 8.9. *El emparejamiento M obtenido por el algoritmo orientado a las universidades es estable. Si algún aplicante a queda asignado a alguna universidad c en M , entonces no existe otra asignación estable en la que a no quede emparejado o en la que quede asignado a una peor universidad en su lista. Si alguna universidad c tiene asignados a a_1, a_2, \dots, a_k en M , entonces no existe ningún aplicante a mejor que ellos en ningún otro emparejamiento estable.*

Demostración. Supongamos que M es no estable y que es bloqueado por un aplicante a y una universidad c , esto es que ambos se prefieren a sus respectivas asignaciones. Sabemos que c no le ofreció un lugar a a durante el algoritmo porque los aplicantes solo pueden mejorar mientras progresa el algoritmo (no haría sentido que empeoren). De aquí sigue que c debe tener un conjunto crítico S al finalizar el algoritmo.

Como (a, c) bloquean la estabilidad entonces deben existir una universidad d en S y un aplicante b que es asignado a d en M tal que a es preferido a b y a prefiere a c que a su asignación actual. Aquí la contradicción es clara porque c debió de haber ofrecido un puesto primero a a que a b y como a prefiere a c entonces podemos concluir que M es estable.

Supongamos que existe un emparejamiento estable M' en donde existe un aplicante a que no está asignado o donde está asignado a una peor universidad que en M (supongamos que en M está asignado a c). Supongamos que cuando a c le ofreció un puesto a a esta fue la primera que un aplicante recibió una oferta que era mejor a su estatus en otra asignación estable. Llamaremos a esta oferta **superior**. Para evitar que (a, c) bloquee la estabilidad de M' es necesario suponer que el conjunto crítico de c en M' está lleno con aplicantes superiores a a .

Sea M^* el emparejamiento obtenido por el algoritmo antes de ofrecerle un puesto a a en c . Como c estaba libre en ese momento sabemos que la cantidad de alumnos asignados a S en M^* en ese momento era menor estricto que la cantidad de personas asignadas a S en M' que está a su vez es igual a la cota superior de S . Esto implica que algún hijo S_2 de S cumple que

la cantidad de personas asignadas a S_2 en M^* es menor a la cantidad de personas asignadas en M' que esta a su vez es menor o igual a la cota de S_2 . Con el mismo razonamiento podemos construir una sucesión en donde $S = S_1$, S_{i+1} es un subconjunto propio de S_i , S_k es igual a $\{d\}$ y cada S_i satisface la propiedad anterior. Finalmente sea b algun aplicante asignado a d en M' pero no en M^* . Se sigue de la construcción que d es libre en M^* y que b esta mejor calificada que a . Por lo tanto, b debe de estar emparejada en M^* con una universidad e a la que prefiere sobre d . Por lo tanto, d recibio una oferta de e antes que a de c , lo que contradice el supuesto de que fue el primer aplicante que recibio una oferta que era mejor a su estatus en otra asignación estable. Podemos concluir que a no esta asignado a una peor universidad que c en ningun otro emparejamiento estable y que no existe algun emparejamiento estable en el que a no este asignado.

Finalmente, supongamos ahora que a esta asignado a c en M y que b no esta asignado a c en M pero si en otro emparejamiento estable M' y que b esta más arriba en la lista de preferencias que a . Entonces por el argumento de arriba b debe de preferir a c sobre su asignación en M o no esta asignada, de aquí sigue que (b, c) bloquea la estabilidad de M y por lo tanto llegamos a una contradicción. \square

Hablar de complejidad

Para dejar más clara la diferencia entre los dos algoritmos mostramos el siguiente ejemplo.

Ejemplo 8.2. Retomamos las restricciones mostradas en el ejemplo 8.1 y agregamos las siguientes listas de preferencias:

$$P(a_1) = c_1c_2 \quad P(a_2) = c_1c_4$$

$$P(a_3) = c_2c_1 \quad P(a_4) = c_2c_4$$

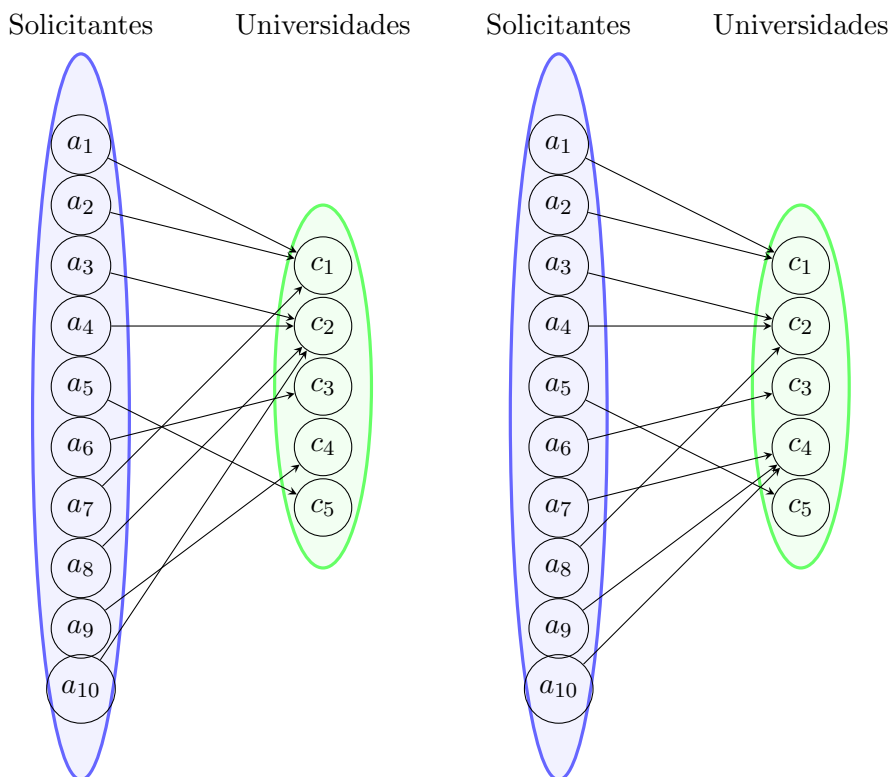
$$P(a_5) = c_5c_3 \quad P(a_6) = c_3c_4$$

$$P(a_7) = c_1c_4c_5 \quad P(a_8) = c_2c_1$$

$$P(a_9) = c_4c_1 \quad P(a_{10}) = c_2c_4c_5$$

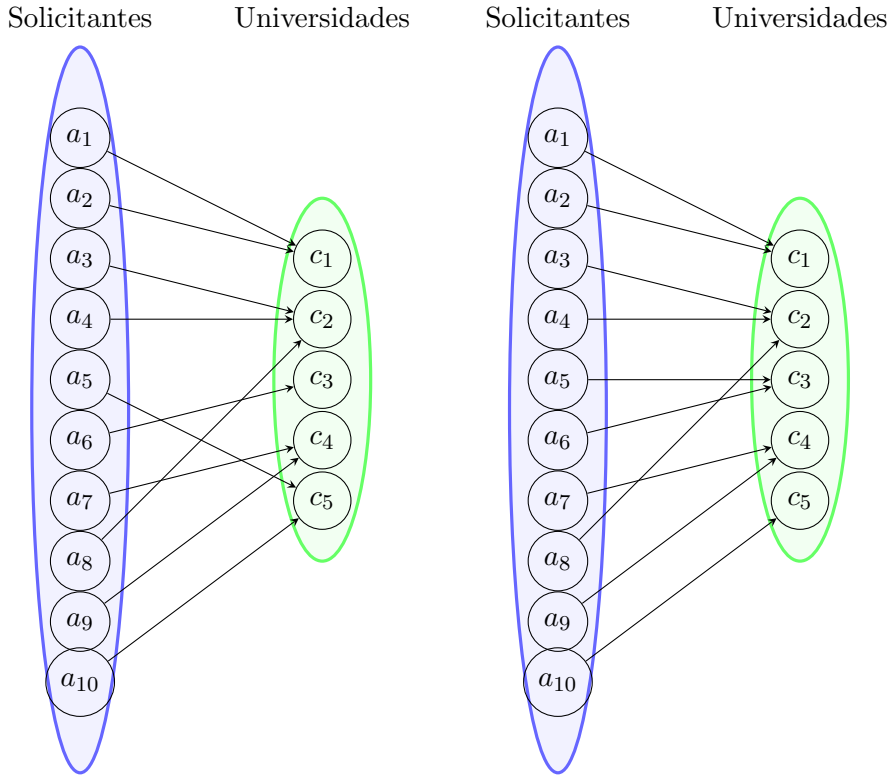
El algoritmo orientado a los aplicantes sigue de acuerdo a los siguientes

pasos ³.



Los 10 aplicantes aplican a su mejor universidad, a_7 y a_{10} son rechazados porque $\{c_1, c_2\}$ esta lleno en el primer caso y en el segundo porque c_2 queda restringida. a_7 aplica a c_4 y a_{10} aplica a c_4 , a_{10} es rechazado porque c_4 queda restringida.

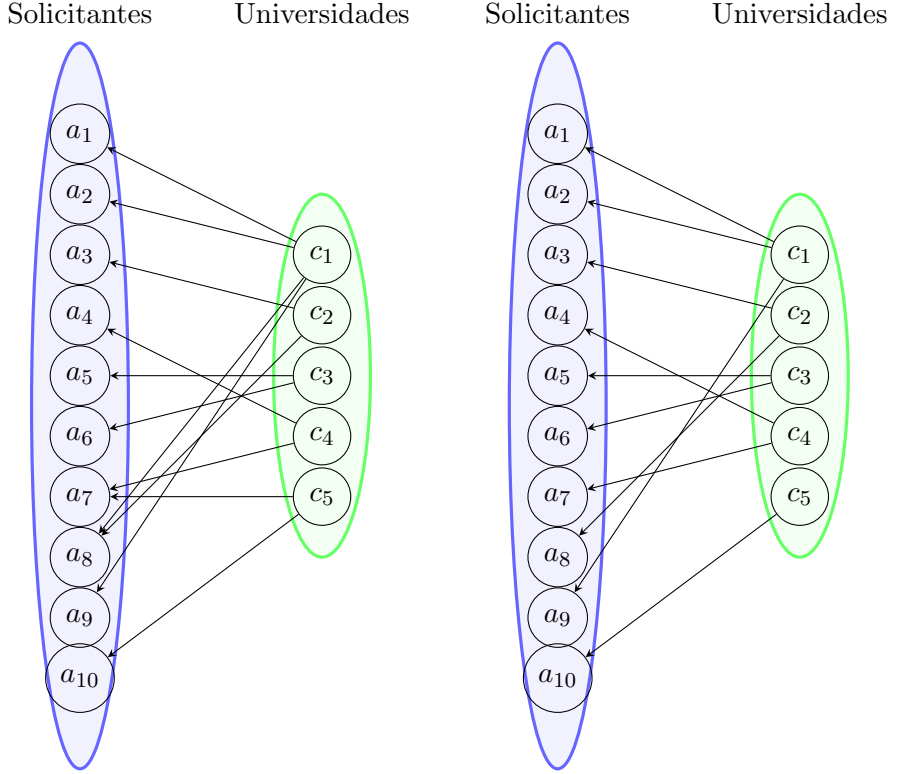
³se modifiko un poco el orden con respecto al codigo para efectos de la explicación



a_{10} aplica a c_5 , c_5 acepta a a_{10} y rechaza a a_5 porque $\{c_4, c_5\}$ queda lleno. a_5 aplica a c_3 y es aceptada. El algoritmo finaliza.

El algoritmo orientado a las universidades sigue de acuerdo a los siguientes pasos ⁴.

⁴se modifíco un poco el orden con respecto al código para efectos de la explicación



Las 5 universidades invitan a los alumnos, a_8 rechaza a c_1 porque prefiere estar en c_2 y a_7 rechaza a c_5 porque prefiere a c_4 . El algoritmo finaliza después de esos pasos.

△

Una nota importante es que en los emparejamientos c_1 y c_2 tienen un número distinto de alumnos y por lo tanto en este caso no se cumple de la misma manera el teorema de los hospitales rurales.

En lo que sigue de la tesis se introduce una estructura algebraica llamada matroide y se muestran resultados estructurales de este problema.

Capítulo 9

Matroides

El objetivo de este capítulo es dar una breve introducción a qué una matroide, así como mostrar varios resultados interesantes sobre esta estructura y útiles para lo que resta de esta tesis ¹.

Un poco de independencia lineal

Sea V un espacio vectorial finito y sea \mathcal{F} una colección de subconjuntos de V con la propiedad que si A pertenece a \mathcal{F} es porque A es linealmente independiente. Cualquier persona que ha tomado un curso en álgebra lineal puede ver que se cumplen las siguientes tres cosas:

1. El conjunto vacío \emptyset pertenece a \mathcal{F} .
2. Si X pertenece a \mathcal{F} y Y es un subconjunto de X , entonces Y pertenece a \mathcal{F} .
3. Si X y Y pertenecen a \mathcal{F} y la cardinalidad de X es uno más la cardinalidad de Y , entonces existe un elemento v en $X \setminus Y$ tal que $Y \cup \{v\}$ pertenece a \mathcal{F} .

A partir de esto definimos una matroide de la siguiente forma:

¹La gran mayoría de los resultados presentados en este capítulo fueron sacados de Welsh (2010), otros resultados fueron sacados de Cook y cols. (s.f.), Lawler (2015) y Papadimitriou y Steiglitz (2016)

Definición 9.1. Una matroide $M = (S, \mathcal{F})$ es un conjunto S de cardinalidad finita y una colección \mathcal{F} de subconjuntos de S (llamada **conjuntos independientes**) que cumplen los puntos 1, 2 y 3 mencionados arriba.

Todo subconjunto de S que no pertenece a \mathcal{F} es llamado **conjunto dependiente**.

Un primer resultado es el teorema del aumento, en términos simples es una forma de generalizar el punto 3 para conjuntos independientes que difieren en tamaño más de una unidad.

Teorema 9.2. *Teorema del aumento*

Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y sean X, Y en \mathcal{F} con la propiedad que la cardinalidad de Y es estrictamente mayor a la cardinalidad de X . Entonces, existe Z subconjunto de $Y \setminus X$ de tal forma que la cardinalidad de $X \cup Z$ es igual a la cardinalidad de Y y donde además $X \cup Z$ es independiente.

Demostración. Sea Z subconjunto de $Y \setminus X$ tal que $X \cup Z$ es independiente y tal que Z es maximal ².

Supongamos que la cardinalidad $X \cup Z$ es menor a la cardinalidad de Y , entonces existe $\{y_0\}$ subconjunto de Y tal que la cardinalidad de y_0 es uno más la cardinalidad de $X \cup Z$, entonces por la propiedad 3 de las matroides existe y en $\{y_0\} \setminus (Y \setminus X)$ con la propiedad de que $X \cup Z \cup \{y\}$ es independiente. Esto contradice la elección de Z porque se pedía que ésta sea máxima, por lo tanto, la cardinalidad de $X \cup Z$ es igual a la cardinalidad de Y y el teorema se cumple. \square

A continuación, aprovecharemos la similitud que existe entre el álgebra lineal y la teoría de matroides para mostrar algunas definiciones y resultados interesantes.

9.1. Bases

Las bases son una de las propiedades más importantes del álgebra lineal, aprovechando la intersección que existe entre independencia e independencia lineal decimos que para una matroide una base es:

²En este contexto maximal se refiere a que Z es el conjunto en S de máxima cardinalidad que cumple lo que se pide, en lo que sigue de la tesis se utiliza esta definición de máximo.

Definición 9.3. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, decimos que B es una base si:

1. B es independiente.
2. B es máxima, es decir, no existe ningún elemento v en $S \setminus B$ tal que $B \cup \{v\}$ sea independiente.

Al conjunto de todas las bases en M se le denota como $\mathcal{B}(M)$.

Es claro que esta definición es equivalente para espacios vectoriales a la de una base. El primer resultado que veremos es que todas las bases son del mismo tamaño, esto sale directo del teorema 9.2.

Corolario 9.4. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, entonces todas las bases en M tienen la misma cardinalidad.

Demostración. Sean B_1 y B_2 dos bases en M y supongamos que la cardinalidad de B_1 es estrictamente menor a la cardinalidad de B_2 , entonces por el teorema 9.2 existe Z subconjunto de $B_2 \setminus B_1$ con la propiedad que $B_1 \cup Z$ es independiente, lo cual contradice la definición de qué es una base. Por lo tanto, la cardinalidad de B_1 es igual a la cardinalidad de B_2 y podemos concluir que todas las bases tienen el mismo número de elementos. \square

Una propiedad interesante de las bases es que es posible definir a una matroide de una forma alternativa haciendo uso de ellas, esto se muestra en el siguiente teorema.

Teorema 9.5. *Axiomatización por bases*

Sea S un conjunto finito, decimos que \mathcal{B} es el conjunto de bases de una matroide si y solo si para cualquier par de conjuntos B_1 y B_2 en \mathcal{B} se cumple que para toda x en $B_1 \setminus B_2$ existe una y con la propiedad que $(B_1 \cup \{y\}) \setminus \{x\}$ pertenece a \mathcal{B} .

Demostración. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, como el conjunto vacío es independiente es claro que $\mathcal{B}(M)$ es diferente del vacío (existe por lo menos un elemento que es base en M). Al mismo tiempo, si tomamos 2 bases B_1, B_2 en $\mathcal{B}(M)$ y consideramos una x arbitraria en $B_1 \setminus B_2$ entonces por el teorema 9.2 existe y en $B_2 \setminus (B_1 \setminus \{x\})$ de tal forma que la cardinalidad

de $(B_1 \cup \{y\}) \setminus \{x\}$ es igual a la cardinalidad de B_2 y donde $(B_1 \cup \{y\}) \setminus \{x\}$ es independiente. Además, por el corolario 9.4 podemos concluir que $(B_1 \cup \{y\}) \setminus \{x\}$ es base.

Por lo tanto para cualquier par de conjuntos B_1 y B_2 en $\mathcal{B}(M)$ se cumple que para toda x en $B_1 \setminus B_2$ existe una y con la propiedad que $(B_1 \cup \{y\}) \setminus \{x\}$ pertenece a $\mathcal{B}(M)$.

Ahora por el otro lado, supongamos que existe \mathcal{B} una familia de subconjuntos de S con la propiedad que para cualquier par de conjuntos B_1 y B_2 en \mathcal{B} se cumple que para toda x en $B_1 \setminus B_2$ existe una y con la propiedad que $(B_1 \cup \{y\}) \setminus \{x\}$ pertenece a \mathcal{B} . Decimos que un conjunto es independiente si es un subconjunto de cualquier elemento en \mathcal{B} .

Claramente, el conjunto vacío es independiente y además se cumple que si X es independiente y Y es un subconjunto de X entonces Y también es independiente. Por lo tanto, las propiedades 1 y 2 de la definición de matroides se cumplen.

Ahora, sean X y Y dos subconjuntos independientes de S en donde la cardinalidad de X es igual a k y la cardinalidad de Y es igual a $k + 1$. Como X es independiente entonces existe B_1 en \mathcal{B} de tal forma que X es un subconjunto de B_1 y de forma análoga como Y es independiente entonces existe B_2 en \mathcal{B} de tal forma que Y es un subconjunto de B_2 .

Para facilitar la notación sean

$$X = \{x_1, x_2, \dots, x_k\}$$

$$Y = \{y_1, y_2, \dots, y_{k+1}\}$$

$$B_1 = \{x_1, x_2, \dots, x_k, b_1, \dots, b_q\}$$

$$B_2 = \{y_1, y_2, \dots, y_{k+1}, c_1, \dots, c_{q-1}\}.$$

Sea $W = B_1 \setminus \{b_1\}$, entonces existe z en B_2 tal que $W \cup \{z\}$ está en \mathcal{B} . Si z está en Y entonces $X \cup \{z\}$ es independiente y se cumple la propiedad 3.

Si z no es un elemento de Y , sea $W_1 = (W \cup \{z\}) \setminus \{b_2\}$. De nuevo, existe z_1 en B_2 tal que $W_1 \cup \{z_1\}$ está en \mathcal{B} . Si z_1 está en Y entonces $X \cup \{z_1\}$ es independiente y se cumple la propiedad 3.

Si z_1 no es un elemento de Y entonces se repite el mismo procedimiento para b_3, b_4, \dots, b_q , como la cardinalidad de $\{b_1, b_2, \dots, b_q\}$ es mayor a la cardinalidad de $\{c_1, c_2, \dots, c_{q-1}\}$ eventualmente existe z_j en Y , lo que implica

que $X \cup \{z_j\}$ es independiente y se cumple la propiedad 3 y por lo tanto \mathcal{B} es el conjunto de bases de una matroide y el teorema se cumple. \square

9.2. Función rango

El rango de un conjunto es una propiedad clave del álgebra lineal, aprovechando la intersección que existe entre independencia e independencia lineal decimos que para una matroide la función rango queda definida como:

Definición 9.6. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, la **función rango** ρ se define como una función que va del conjunto potencia de S a los enteros no negativos, de tal forma que si A es un subconjunto arbitrario de S entonces $\rho(A)$ es igual a la cardinalidad del subconjunto independiente más grande de A .

Es claro que esta definición es equivalente para espacios vectoriales a la del rango de un conjunto de vectores. Algunas propiedades de la función rango que salen casi directo de la definición son:

Corolario 9.7. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y ρ su función rango entonces el rango del conjunto vacío es igual a cero.

Demostración. Como el conjunto vacío es el único subconjunto de sí mismo, como éste es independiente y no contiene ningún elemento, entonces $\rho(\emptyset) = 0$. \square

Corolario 9.8. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, ρ su función rango y A, B dos subconjuntos de S tales que A es un subconjunto de B entonces $\rho(B) \geq \rho(A)$.

Demostración. Como todos los subconjuntos de A son subconjuntos de B no puede existir un subconjunto de A independiente que sea más grande que todos los subconjuntos independientes de B . Por lo tanto $\rho(B) \geq \rho(A)$. \square

Corolario 9.9. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y ρ su función rango, entonces para todo subconjunto A de S se cumple que $\rho(A)$ es no negativo y que $\rho(A)$ es menor o igual a la cardinalidad de A .

Demostración. Sea A un subconjunto de S arbitrario. Como la cardinalidad de un conjunto es siempre no negativa eso implica que $\rho(A)$ es siempre no negativa. El subconjunto de A de mayor cardinalidad es el mismo por lo tanto $\rho(A)$ es menor o igual a la cardinalidad de A \square

Corolario 9.10. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y ρ su función rango, entonces para todo subconjunto X de S y para todo elemento y de S se cumple que*

$$\rho(X) \leq \rho(X \cup \{y\}) \leq \rho(X) + 1.$$

Demostración. La desigualdad sale directo de que para todo conjunto X se cumple que el agregar un elemento y a éste puede incrementar la cardinalidad de su subconjunto independiente más grande en a lo más una unidad. \square

Corolario 9.11. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y ρ su función rango, supongamos que para X subconjunto de S y para x, y elementos de S se cumple que*

$$\rho(X) = \rho(X \cup \{x\}) = \rho(X \cup \{y\})$$

entonces

$$\rho(X) = \rho(X \cup \{x\} \cup \{y\}).$$

Demostración. Supongamos que para X subconjunto de S y para x, y elementos de S se cumple que

$$\rho(X) = \rho(X \cup \{x\}) = \rho(X \cup \{y\}).$$

Sea $A = X \cup \{x\} \cup \{y\}$, es claro por el corolario 9.9 que $\rho(A) \geq \rho(X)$. Supongamos que $\rho(A) > \rho(X)$, sea Y un subconjunto independiente de X maximal. Como $\rho(A) > \rho(X)$ eso implica que $Y \cup \{x\}$ es independiente o que $Y \cup \{y\}$ es independiente, ambas afirmaciones son falsas porque claramente contradicen que $\rho(X) = \rho(X \cup \{x\}) = \rho(X \cup \{y\})$. Por lo tanto, $\rho(A) = \rho(X)$ y el corolario se cumple. \square

Corolario 9.12. *desigualdad submodular*

Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y ρ su función rango, supongamos que A, B son dos subconjuntos arbitrarios de S entonces

$$\rho(A \cup B) + \rho(A \cap B) \leq \rho(A) + \rho(B).$$

Demostración. Para facilitar la notación sea $\rho(A \cup B) = p$ y sea $\rho(A \cap B) = q$. Sea X un subconjunto independiente de $A \cap B$ de cardinalidad q entonces existe un conjunto Y con las siguientes propiedades:

1. Y es independiente.
2. X es un subconjunto de Y .
3. Y es un subconjunto de $A \cup B$.
4. La cardinalidad de Y es p .

A Y lo podemos escribir como $Y = X \cup V \cup W$, donde V es un subconjunto independiente de $B \setminus A$ y W es un subconjunto independiente de $A \setminus B$. Además se cumple que $X \cup V$ es un subconjunto independiente de B y $X \cup W$ es un subconjunto independiente de A . Vale la pena mencionar que X, V, W son tres conjuntos ajenos y por lo tanto la cardinalidad de $X \cup V$ más la cardinalidad de $X \cup W$ es igual a dos veces la cardinalidad de X más la cardinalidad de V más la cardinalidad de W que esta a su vez es igual a la cardinalidad de X más la cardinalidad de Y y por construcción esto es igual a $\rho(A \cup B) + \rho(A \cap B)$.

Como $\rho(B)$ es mayor igual que la cardinalidad de $X \cup V$ y $\rho(A)$ es mayor igual que la cardinalidad de $X \cup W$ esto implica que

$$\rho(A \cup B) + \rho(A \cap B) \leq \rho(A) + \rho(B).$$

□

De igual forma que con las bases existe una forma de definir las matroides a través de su función rango, en particular si una función cumple 9.7, 9.10 y 9.11 entonces es una función rango. El resultado se ve formalmente en el siguiente teorema:

Teorema 9.13. *Axiomas de rango 1*

Una función ρ que va del conjunto potencia de S a los enteros no negativos es la función rango de una matroide en S si y solo si para todo X subconjunto de S y para todos x, y elementos de S se cumple que:

1. $\rho(\emptyset) = 0$.

$$2. \rho(X) \leq \rho(X \cup \{y\}) \leq \rho(X) + 1.$$

$$3. \text{ Si } \rho(X) = \rho(X \cup \{x\}) = \rho(X \cup \{y\}) \text{ entonces } \rho(X) = \rho(X \cup \{x\} \cup \{y\}).$$

Demostración. Si ρ es la función rango de M por los corolarios 9.7, 9.10 y 9.11, claramente se cumplen los puntos 1,2 y 3 del teorema.

Supongamos que tenemos una función ρ que va del conjunto potencia de S a los enteros no negativos y que además para ρ se cumplen los puntos 1,2 y 3 del teorema.

Decimos que X es un subconjunto independiente de S si y solo si $\rho(X)$ es igual a la cardinalidad de X . Es claro a partir de esta definición que el conjunto vacío es independiente.

Supongamos que A subconjunto de S es independiente y sea B un subconjunto arbitrario de A , supongamos también que B no es independiente. Como B no es independiente eso implica que $\rho(B)$ es estrictamente menor a la cardinalidad de B , sea

$$A \setminus B = \{c_1, c_2, \dots, c_k\},$$

por el punto 2 del teorema tenemos que $\rho(B) \leq \rho(B \cup \{c_1\}) \leq \rho(B) + 1$, si aplicamos esta propiedad k veces obtenemos que $\rho(B) \leq \rho(B \cup \{c_1, c_2, \dots, c_k\}) = \rho(A) \leq \rho(B) + k$. Por el otro lado, la cardinalidad de A es igual a la cardinalidad de B más k y como $\rho(B)$ es estrictamente menor a la cardinalidad de B , entonces $\rho(A)$ es estrictamente menor que su cardinalidad lo cual claramente es una contradicción porque A es independiente y por lo tanto B es independiente.

Ahora, sean X, Y dos conjuntos independientes con la propiedad de que la cardinalidad de Y es mayor a la cardinalidad de X por una unidad, para facilitar la notación sean

$$X = \{x_1, x_2, \dots, x_q, y_{q+1}, \dots, y_k\}$$

$$Y = \{x_1, x_2, \dots, x_q, z_{q+1}, \dots, z_{k+1}\}$$

donde y_i es distinto a z_j para toda i y para toda j .

Supongamos que para toda j se tiene que $X \cup \{z_j\}$ no es independiente, esto implica que $\rho(X) = \rho(X \cup \{z_j\})$ para toda j . Si aplicamos la propiedad 3 $k + 1 - q$ veces obtenemos que $\rho(X \cup \{z_{q+1}, \dots, z_{k+1}\}) = \rho(X)$. Además

sabemos que $X \cup \{z_{q+1}, \dots, z_{k+1}\} = X \cup Y$, lo cual implicaría que $\rho(Y) = \rho(X)$, esto es claramente una contradicción porque esto implicaría que Y no es independiente por lo tanto existe z_j tal que $X \cup \{z_j\}$ es independiente y podemos concluir que el teorema se cumple. \square

Además de esta forma de definir a las matroides usando la función rango existe otra, en particular si una función cumple 9.9, 9.8 y 9.12 entonces es una función rango para alguna matroide. El siguiente teorema muestra formalmente como sucede esto:

Teorema 9.14. *Axiomas de rango 2*

Una función ρ que va del conjunto potencia de S a los enteros no negativos es la función rango de una matroide en S si y solo si para todo par X, Y de subconjuntos de S se cumple que:

1. $\rho(X)$ toma un valor que se encuentra entre cero y la cardinalidad de X .
2. Si X es un subconjunto de Y esto implica que $\rho(X) \leq \rho(Y)$.
3. $\rho(A \cup B) + \rho(A \cap B) \leq \rho(A) + \rho(B)$.

Demostración. Si ρ es la función rango de M por los corolarios 9.9, 9.8 y 9.12, claramente se cumplen los puntos 1,2 y 3 del teorema.

Supongamos que tenemos una función ρ que va del conjunto potencia de S a los enteros no negativos y que además para ρ se cumplen los puntos 1,2 y 3 del teorema.

Al igual que en la última demostración, decimos que X es un subconjunto independiente de S si y solo si $\rho(X)$ es igual a la cardinalidad de X . Es claro a partir de esta definición que el conjunto vacío es independiente.

Claramente, por el punto 1 se cumple que $\rho(\emptyset) = 0$.

Sea X un subconjunto arbitrario de S y y un elemento arbitrario de S , como la cardinalidad de $\{y\}$ es igual a uno es claro por el punto 1 que $\rho(\{y\}) \leq 1$. Además, sabemos que

$$\rho(X \cup \{y\}) \leq \rho(X \cup \{y\}) + \rho(X \cap \{y\}) \leq \rho(X) + \rho(\{y\}) \leq \rho(X) + 1.$$

Si le agregamos la propiedad 2 del teorema obtenemos que $\rho(X) \leq \rho(X \cup \{y\}) \leq \rho(X) + 1$.

Sea A un subconjunto de S y sean x, y dos elementos de S tales que $\rho(X) = \rho(X \cup \{x\}) = \rho(X \cup \{y\})$. Por el punto 3 del teorema tenemos que

$$\rho(A \cup \{x\} \cup \{y\}) + \rho(A) \leq \rho(X \cup \{x\}) + \rho(X \cup \{y\}) = 2\rho(A),$$

por lo tanto $\rho(A \cup \{x\} \cup \{y\}) = \rho(A)$.

Como ρ cumple que

1. $\rho(\emptyset) = 0$.
2. $\rho(X) \leq \rho(X \cup \{y\}) \leq \rho(X) + 1$.
3. Si $\rho(X) = \rho(X \cup \{x\}) = \rho(X \cup \{y\})$ entonces $\rho(X) = \rho(X \cup \{x\} \cup \{y\})$.

Por el teorema 9.13 podemos concluir que ρ es la función rango de una matroide en S y por lo tanto se cumple el teorema. \square

Las matroides además de tener análogos con el álgebra lineal también tienen análogos con la teoría de gráficas, la siguiente sección muestra como es qué esto sucede.

9.3. Circuitos

En teoría de gráficas los circuitos son de vital importancia, en particular sería imposible definir que es un árbol sin el concepto de circuito. La siguiente definición viene de la intersección que existe entre la teoría de gráficas y las matroides ³, decimos que para una matroide los circuitos quedan definidos como:

Definición 9.15. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, decimos que C es un **circuito** si

- C es un conjunto dependiente.
- C es mínimo, es decir, no existe ningún subconjunto D de C tal que D es dependiente.

³Si el lector no tiene familiaridad con la existencia de esta intersección, al finalizar esta sección tendrá claro cuál es la naturaleza de esta.

Al conjunto de todos los circuitos en M se le denota como $\mathcal{C}(M)$.

Algunas propiedades de los circuitos que salen casi directo de la definición son:

Corolario 9.16. *9.3 Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, C un circuito en M y ρ su función rango entonces, $\rho(C)$ es igual a su cardinalidad menos uno.*

Demostración. Por definición la cardinalidad del subconjunto independiente más grande de C es igual a la cardinalidad de C menos 1, por lo tanto $\rho(C)$ es igual a su cardinalidad menos uno. \square

Corolario 9.17. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y C un circuito en M . Entonces la cardinalidad de C es menor igual que $\rho(S) + 1$.*

Demostración. Si $\rho(S) = k$ esto implica que el subconjunto independiente de S más grande es de cardinalidad k si a este conjunto le agregamos un elemento obtenemos un circuito de cardinalidad $k + 1$, es claro que este circuito es el de mayor cardinalidad de todos los elementos de $\mathcal{C}(M)$ y por lo tanto la cardinalidad de C es menor igual que $\rho(S) + 1$ para todo circuito C . \square

Corolario 9.18. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, si $\mathcal{C}(M) = \emptyset$ entonces $\mathcal{B}(M) = \{S\}$.*

Demostración. Supongamos que $\mathcal{C}(M) = \emptyset$, esto implicaría que no existe ningún subconjunto dependiente de S y por lo tanto S es un subconjunto independiente de S maximal. Por lo tanto, $\mathcal{B}(M) = \{S\}$. \square

Corolario 9.19. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, C un circuito en M y A un subconjunto propio de C . Entonces A es un subconjunto independiente de S .*

Demostración. Si A fuera dependiente esto implicaría que C no es mínimo como se pide en la definición, por lo tanto A es un subconjunto independiente de S . \square

Corolario 9.20. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y sean C_1, C_2 dos circuitos distintos en M . Entonces, C_1 no es un subconjunto de C_2 .*

Demostración. Supongamos que C_1 es un subconjunto de C_2 , entonces $C_2 = C_1 \cup (C_2 \setminus C_1)$. Como $(C_2 \setminus C_1)$ no es vacío entonces C_1 es un subconjunto propio de C_2 lo que implica que C_1 es un subconjunto independiente en S . Esto es claramente una contradicción porque C_1 es un circuito, por lo tanto C_1 no es un subconjunto de C_2 . \square

Corolario 9.21. Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, sean C_1, C_2 dos circuitos distintos en M y sea z un elemento en $C_1 \cap C_2$. Entonces, existe un circuito C_3 subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{z\}$.

Demostración. Supongamos que no existe un circuito C_3 subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{z\}$. Esto implica directamente que $(C_1 \cup C_2) \setminus \{z\}$ es un subconjunto independiente de S , lo cual implica que $\rho((C_1 \cup C_2) \setminus \{z\}) = \rho((C_1 \setminus \{z\}) + (C_2 \setminus \{z\}))$ es igual a la cardinalidad de $C_1 \cap C_2$ menos uno.

Además, por el corolario tenemos que $\rho(C_1)$ es igual a la cardinalidad de C_1 menos uno y que $\rho(C_2)$ es igual a la cardinalidad de C_2 menos uno. Si aplicamos la desigualdad de submodularidad obtenemos que $\rho(C_1 \cup C_2) + \rho(C_1 \cap C_2)$ es menor o igual que la cardinalidad de C_1 más la cardinalidad de C_2 menos dos lo cual es igual a la cardinalidad de $C_1 \cup C_2$ más la cardinalidad de $C_1 \cap C_2$ menos dos.

Ahora, sabemos que $C_1 \cap C_2$ es un subconjunto independiente de S y por lo tanto $\rho(C_1 \cap C_2)$ es igual a la cardinalidad de $C_1 \cap C_2$. Por lo tanto, $\rho(C_1 \cup C_2)$ es menor o igual que la cardinalidad de $C_1 \cup C_2$ menos dos.

Además, $\rho(C_1 \cup C_2) \geq \rho((C_1 \cup C_2) \setminus \{z\})$, donde $\rho((C_1 \cup C_2) \setminus \{z\})$ es igual a la cardinalidad de $C_1 \cup C_2$ menos uno.

Por lo tanto, la cardinalidad de $C_1 \cup C_2$ menos uno es menor o igual a la cardinalidad de $C_1 \cup C_2$ menos dos, esto implicaría que $1 > 2$, lo cual claramente es una contradicción y podemos concluir que existe un circuito C_3 subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{z\}$. \square

De igual forma que con las bases y con la función rango existe una forma de definir las matroides a través de sus circuitos, en particular si una familia \mathcal{C} de subconjuntos de S cumple 9.20 y 9.21 entonces son los circuitos de una matroide. Antes de enunciar y demostrar esto se requiere de un lema y dos teoremas.

Lema 9.22. *Sea $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, A un subconjunto independiente de S y x un elemento de x . Entonces $A \cup \{x\}$ contiene a lo más un circuito.*

Demostración. Supongamos que existen dos circuitos C_1, C_2 subconjuntos de $A \cup \{x\}$. Como A es un subconjunto independiente de S , tenemos que x está contenida en $C_1 \cap C_2$. Por 9.21 existe un circuito C_3 subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{x\}$, lo que directamente implica que C_3 está contenido en A , lo cual es claramente una contradicción porque A es un subconjunto independiente de S . Por lo tanto $A \cup \{x\}$ contiene a lo más un circuito. \square

Un corolario directo de este resultado que vale la pena mencionar el siguiente:

Corolario 9.23. *Sean $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, B una base en M y x un elemento en $S \setminus B$. Entonces, existe un único circuito C tal que C es un subconjunto de $B \cup \{x\}$.*

Demostración. La demostración es directa del lema 9.22, del hecho de que todas las bases en M son subconjuntos independientes de S y que estas son subconjuntos independientes máximos (si les unes un elemento se vuelven dependientes). \square

A este circuito $C = C(x, B)$ se le llama el **circuito fundamental** de x en la base B . Un resultado importante de esta definición es el siguiente:

Teorema 9.24. *Sean $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide y B una base en M , entonces para toda x en $S \setminus B$ $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ es una base en M si y solo si y pertenece a $C(x, B)$ o si $y = x$.*

Demostración. Si $y = x$ el resultado es directo porque por hipótesis $B = (B \setminus \{x\}) \cup \{x\}$ es una base.

Supongamos que $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ es una base en M , supongamos además que y no pertenece a $C(x, B)$. Como y no pertenece a $C(x, B)$, tenemos que $C(x, B)$ es un subconjunto de la base $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ y por lo tanto que $C(x, B)$ es un subconjunto independiente de S , lo cual es claramente una contradicción porque $C(x, B)$ es un subconjunto dependiente de S y podemos entonces concluir que y pertenece a $C(x, B)$.

Por el otro lado, supongamos que y pertenece a $C(x, B)$ y además supongamos que $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ no es una base. Como $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ tiene la misma cardinalidad que B y no es base, como todas las bases tienen el mismo tamaño podemos ver que $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ es un subconjunto dependiente de S . Ahora, como $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ es dependiente entonces existe un circuito C' (distinto de $C(x, B)$ subconjunto de $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$, lo que implica que $B \cup \{x\}$ contiene dos circuitos distintos, lo cual es una contradicción al lema 9.22 y por lo tanto $(B \setminus \{y\}) \cup \{x\}$ es una base y el teorema es cierto. \square

Antes de mostrar la equivalencia entre circuitos y matroides es necesario mostrar el siguiente resultado, este teorema puede ser interpretado como un resultado más fuerte que el corolario 9.21.

Teorema 9.25. *Sean $M = (S, \mathcal{F})$ una matroide, C_1, C_2 dos circuitos en M y x un elemento en $C_1 \cap C_2$, entonces para todo elemento y en $C_1 \setminus C_2$ existe un circuito C tal que*

1. *y pertenece a C .*
2. *C es un subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{x\}$.*

Demostración. Supongamos que existen dos circuitos C_1, C_2 , un elemento x en $C_1 \cap C_2$ y un elemento y en $C_1 \setminus C_2$ que muestran que el teorema es falso, además supongamos la cardinal de $C_1 \cup C_2$ es mínima con esta propiedad, es decir no existen otros dos circuitos con la cardinalidad de su unión menor a la de C_1 y C_2 que no cumplen esta propiedad.

Por el corolario 9.21, existe un circuito C_3 subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{x\}$ (no tenemos garantía alguna de que y pertenezca a C_3).

Como C_3 no es un subconjunto de C_1 (corolario 9.20), tenemos que $C_3 \cap (C_2 \setminus C_1)$ no es vacío. Sea z en $C_3 \cap (C_2 \setminus C_1)$ arbitraria, podemos ver que z pertenece a $C_3 \cap C_2$ y que x pertenece a $C_2 \setminus C_3$. Como y no pertenece a $C_2 \cup C_3$ podemos ver que $C_2 \cup C_3$ es un subconjunto propio de $C_1 \cup C_2$. Por la minimalidad de $C_1 \cup C_2$ existe C_4 tal que x pertenece a C_4 y C_4 es un subconjunto de $(C_2 \cup C_3) \setminus \{z\}$.

Ahora, tenemos que x pertenece a $C_1 \cap C_4$ y que y no pertenece a $C_2 \cup C_3$. Como y no pertenece a $C_2 \cup C_3$ tenemos que y pertenece a $C_1 \setminus C_4$. Además tenemos que $C_1 \cup C_4$ es un subconjunto de $C_1 \cup C_2$ ⁴, de nuevo

⁴Es un subconjunto propio porque $C_1 \cup C_4$ no contiene a z y $C_1 \cup C_2$ si la contiene.

por la minimalidad de $C_1 \cup C_2$ tenemos que existe un circuito C_5 tal que y pertenece a C_5 y donde C_5 es un subconjunto de $(C_1 \cup C_4) \setminus \{x\}$. Como $C_1 \cup C_4$ es un subconjunto de $C_1 \cup C_2$ tenemos que C_5 es un subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{x\}$, lo cual claramente es una contradicción porque viola directamente la hipótesis de que para C_1, C_2, x y y el teorema es falso y por lo tanto el teorema es cierto. \square

Ahora sí, podemos ver la equivalencia que existen entre circuitos y matroides. Una nota importante es que en la última demostración únicamente se utilizan los corolarios 9.20 y 9.21, entonces el siguiente teorema en vez de pedir las propiedades C_1 y C_2 podría haber pedido en su lugar las propiedades 9.20 y 9.25.

Teorema 9.26. *Axiomatización por circuitos*

Una colección \mathcal{C} de subconjuntos de S es el conjunto de circuitos de una matroide si y solo si se cumple que

1. *Si dos conjuntos distintos X, Y pertenecen a \mathcal{C} , entonces X no es un subconjunto de Y .*
2. *Si C_1, C_2 son dos subconjuntos distintos de \mathcal{C} y z es un elemento en $C_1 \cap C_2$, entonces existe C_3 en \mathcal{C} tal que C_3 es un subconjunto de $(C_1 \cup C_2) \setminus \{z\}$.*

Demostración. Si \mathcal{C} es la colección de circuitos de una matroide sabemos por los corolarios 9.20 y 9.21 que las propiedades 1 y 2 se cumplen. Ahora, sea $\{x_1, x_2, \dots, x_q\}$ una familia ordenada arbitraria de objetos en S y sea θ de la siguiente manera

$$\theta_i = \begin{cases} 0 & \text{si } \{x_1, x_2, \dots, x_i\} \text{ contiene a un elemento } C \text{ de } \mathcal{C} \\ & \text{tal que } x_i \text{ pertenece a } C \\ 1 & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Sea t una función que va de subconjuntos ordenados de S a los enteros no negativos definida como

$$t(\{x_1, x_2, \dots, x_q\}) = \sum_{i=1}^q \theta_i, \quad (9.1)$$

Afirmamos ⁵ que para toda permutación π se cumple que

$$t(\{x_1, x_2, \dots, x_q\}) = t(\{x_{\pi(1)}, x_{\pi(2)}, \dots, x_{\pi(q)}\}). \quad (9.2)$$

A partir de esto definimos r como una función que va de los subconjuntos de S a los enteros no negativos y que sigue la regla de correspondencia $r(A) = t(\{x_1, x_2, \dots, x_q\})$, donde x_1, x_2, \dots, x_q es una representación ordenada de los elementos de A . Por la afirmación mencionada en la ecuación 9.2 sabemos que r está bien definida.

Ahora, es claro que $r(\emptyset) = 0$ porque la suma sobre ningún elemento siempre es cero. Además, podemos ver que para cualquier subconjunto X de S y para cualquier elemento y de S claramente se cumple que $r(X) \leq r(X \cup \{y\}) \leq r(X) + 1$ porque al agregar un elemento al conjunto la función no puede decrecer por propiedades de la suma y ésta a lo más puede crecer en una unidad.

Por el otro lado, sea A un subconjunto de S y sean x, y dos elementos de S y supongamos que

$$r(A) = r(X \cup \{x\}) = r(A \cup \{y\}),$$

entonces por definición se cumple que existen C_1, C_2 en \mathcal{C} tales que x pertenece a C_1 , con C_1 subconjunto de $X \cup \{x\}$ y de forma análoga y pertenece a C_2 , con C_2 subconjunto de $X \cup \{y\}$. Por lo tanto, podemos concluir que $r(A) = r(X \cup \{x\} \cup \{y\})$ y por el teorema 9.13 r es la función rango de una matroide y podemos concluir que \mathcal{C} es la familia de circuitos de esa matroide. \square

La demostración de arriba no está completa, hace falta la demostración de la afirmación mencionada en 9.2. Esta se muestra a continuación.

Lema 9.27. *Para la función t definida 9.1 se cumple que para cualquier familia ordenada $\{x_1, x_2, \dots, x_q\}$ de objetos de S y para cualquier permutación π que*

$$t(\{x_1, x_2, \dots, x_q\}) = t(\{x_{\pi(1)}, x_{\pi(2)}, \dots, x_{\pi(q)}\}).$$

⁵La demostración de la afirmación se muestra más adelante.

Demostración. Para demostrar el lema solo es necesario mostrar que

$$t(\{x_1, x_2, \dots, x_{q-1}, x_q\}) = t(\{x_1, x_2, \dots, x_q, x_{q-1}\}),$$

esto es porque toda permutación puede ser representada como un producto de ciclos de orden dos (ver Fraleigh (1976)). Para facilitar la notación sean

$$Y = t(\{x_1, x_2, \dots, x_{q-1}, x_{q-2}\}),$$

$$t(Y) = a,$$

$$t(Y, x_{q-1}) = a_1,$$

$$t(Y, x_q) = a_2,$$

$$t(Y, x_{q-1}) = a_1,$$

$$t(Y, x_{q-1}, x_q) = a_{1,2},$$

$$t(Y, x_q, x_{q-1}) = a_{2,1}.$$

Para demostrar lo deseado es necesario suponer cuatro casos distintos:

1. Supongamos que no existe C en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup x_{q-1}$ tal que x_{q-1} es un elemento de C y supongamos que no existe C en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup x_q$ tal que x_q es un elemento de C . Entonces podemos ver que $a_1 = a_2 = a$, entonces existen dos escenarios posibles:

- a) Existe C en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup \{x_{q-1}\} \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_{q-1} y a x_q lo que implicaría que

$$a_{1,2} = a_1 = a_2 = a_{2,1}.$$

- b) No existe C en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup \{x_{q-1}\} \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_{q-1} y a x_q lo que implicaría que

$$a_{1,2} = a_1 + 1 = a_2 + 1 = a_{2,1}.$$

En los dos escenarios se cumple que $a_{1,2} = a_{2,1}$ como deseamos.

2. Supongamos que existe C_2 en \mathcal{C} contenido en $Y \cup \{x_{q-1}\}$ tal que contiene a x_{q-1} y además supongamos que existe C_1 en \mathcal{C} contenido en $Y \cup \{x_{q-1}\} \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_{q-1} y a x_q . Entonces por hipótesis sabemos que existe C_3 en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_q y podemos concluir que

$$a_{1,2} = a_1 = a = a_2 = a_{2,1}.$$

3. Supongamos que existe C_2 en \mathcal{C} contenido en $Y \cup \{x_{q-1}\}$ tal que contiene a x_{q-1} y además supongamos que no existe C_1 en \mathcal{C} contenido en $Y \cup \{x_{q-1}\} \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_{q-1} y a x_q . A partir de esto podemos ver que existen dos escenarios posibles:

- a) Existe C_3 en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_q y podemos concluir que

$$a_{1,2} = a_1 = a = a_2 = a_{2,1}.$$

- b) No existe C_3 en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_q y podemos concluir que

$$a_{1,2} = a_1 + 1 = a + 1 = a_2 = a_{2,1}.$$

En los dos escenarios se cumple que $a_{1,2} = a_{2,1}$ como deseamos.

4. Existe C en \mathcal{C} subconjunto de $Y \cup \{x_q\}$ tal que contiene a x_q . Este caso es análogo a los casos 2 y 3, podemos concluir que $a_{1,2} = a_{2,1}$.

Después de plantear todos los casos podemos concluir que

$$t(\{x_1, x_2, \dots, x_{q-1}, x_q\}) = t(\{x_1, x_2, \dots, x_q, x_{q-1}\})$$

y que por lo tanto el lema es cierto. \square

El siguiente resultado muestra de donde viene la conexión entre las matroides y las gráficas, además muestra de donde viene la definición de circuitos.

Teorema 9.28. *Sea $G = (V, E)$ una gráfica entonces los ciclos en G forman los circuitos de una matroide.*

Demostración. Claramente ningún ciclo contiene a otro ciclo porque se pide minimalidad en la definición de estos. Sean C_1 y C_2 dos ciclos en G y sea e una arista en $C_1 \cap C_2$ ⁶. Para facilitar la notación sean

$$C_1 = \{e, a_1, \dots, a_p\}$$

$$C_2 = \{e, b_1, \dots, b_q\},$$

Es claro que el conjunto $(C_1 \cup C_2) \setminus \{e\} = \{a_1, \dots, a_p, b_1, \dots, b_q\}$ contiene un ciclo porque a_1 y b_q inciden en el mismo vértice.

Por lo tanto, por el teorema 9.26, los ciclos en G forman los circuitos de una matroide. \square

La siguiente sección muestra cómo toda esta teoría se aplica en particular a los problemas de optimización y mostraremos un algoritmo basado en esta teoría muy usado en la investigación de operaciones.

9.4. El algoritmo glotón

Esta sección muestra el resultado más importante sobre matroides para este trabajo y ejemplifica por qué éstas son muy importantes en la investigación de operaciones. Para definir el algoritmo glotón es necesario antes definir qué es una matroide ponderada y cuál es el problema de optimización asociada a este.

Definición 9.29. Decimos que (M, ω) es una **matroide ponderada** si $M = (S, \mathcal{F})$ es una matroide y ω es una función que va del conjunto potencia de S a los reales positivos, con la propiedad de que si $A = \{e_1, e_2, \dots, e_p\}$ es un subconjunto de S entonces se cumple que

$$\omega(A) = \sum_{k=1}^p \omega(e_k).$$

De forma casi directa se define el algoritmo de optimización de la siguiente manera:

⁶En este caso representamos a un ciclo por el conjunto de aristas que lo forman

Definición 9.30. Sea (M, ω) una matroide, si $M = (S, \mathcal{F})$ definimos el problema de optimización (\mathcal{F}, ω) como encontrar el conjunto A en \mathcal{F} con la propiedad de que $\omega(A)$ sea maximal, es decir no existe B en \mathcal{F} tal que $\omega(B) > \omega(A)$.

Ahora sí ya encaminados podemos definir el algoritmo glotón, más adelante veremos que este además de ser sencillo y fácil de entender, converge para el problema (\mathcal{F}, ω) . El pseudocódigo del algoritmo es el siguiente:

Algoritmo 9: Glotón

input : Una matroide ponderada (M, ω) .
output: Un conjunto A en \mathcal{F} .

- 1 Sea $J = \emptyset$;
- 2 **repeat**
- 3 Escogemos e^* en S tal que $\omega(J \cup \{e^*\}) \geq \omega(J \cup \{e\})$ para toda e tal que $J \cup \{e\}$ pertenece a \mathcal{F} (con $J \cup \{e^*\}$ también en \mathcal{F}) y con $\omega(J \cup \{e^*\}) > \omega(J)$;
- 4 Actualizamos $J = J \cup \{e^*\}$;
- 5 **until** hasta que no existe e no en J con la propiedad de que $J \cup \{e\}$ pertenece a \mathcal{F} ;

El siguiente resultado muestra que el algoritmo converge a pesar de ser relativamente sencillo.

Teorema 9.31. Sean $M = (S, \mathcal{F})$ y ω una función de pesos para M , entonces el algoritmo glotón converge para el problema de optimización (\mathcal{F}, ω) .

Demostración. Sea B la base en M elegida por el algoritmo glotón ⁷, supongamos que existe otra base T tal que $\omega(T) > \omega(B)$ y con la propiedad de que la cardinalidad de $T \cap B$ es máxima en el sentido de que no existe T' tal que $\omega(T') > \omega(B)$ y la cardinalidad de $T' \cap B$ es estrictamente mayor a la cardinalidad de $T \cap B$.

Sea x_k el primer elemento que el glotón escogió en $B \setminus T$, por el corolario 9.23 existe un circuito $C(x_k, T)$ tal que x_k pertenece a $C(x_k, T)$ y que $C(x_k, T)$ es un subconjunto de $T \cup \{x_k\}$.

⁷El algoritmo glotón siempre converge a una base porque frena cuando encuentra un subconjunto independiente de S maximal.

Sea y en $C(x_k, T) \setminus B$ de tal forma que $(T \cup \{x_k\}) \setminus \{y\}$ es una base (teorema 9.5).

Ahora, sabemos que $\omega(y) \leq \omega(x_k)$ (porque el glotón lo escogió), como T tiene peso máximo eso implica que $\omega(y) = \omega(x_k)$ lo que también implica que $\omega(T) = \omega((T \cup \{x_k\}) \setminus \{y\})$, lo cual es claramente una contradicción porque la cardinalidad de $T \cap B$ es máxima. Por lo tanto, el algoritmo glotón converge para el problema de optimización (\mathcal{F}, ω) . \square

Algo muy interesante sobre el algoritmo es que al igual que en las secciones anteriores es posible definir a las matroides por medio del algoritmo glotón.

Teorema 9.32. *Sea S un conjunto finito y sea \mathcal{F} una familia de subconjuntos (no vacía) de S con las siguientes propiedades:*

1. *Si A pertenece a \mathcal{F} y B es un subconjunto de A , entonces B pertenece a \mathcal{F} .*
2. *El algoritmo glotón converge para el problema de optimización (\mathcal{F}, ω) para toda función que va del conjunto potencia de S a los reales positivos.*

Entonces, \mathcal{F} es la familia de conjuntos independientes de una matroide.

Demostración. Para demostrar que \mathcal{F} es la familia de conjuntos independientes de una matroide solo es necesario ver que si X y Y pertenecen a \mathcal{F} y la cardinalidad de X es uno más la cardinalidad de Y , entonces existe un elemento v en $X \setminus Y$ tal que $Y \cup \{v\}$ pertenece a \mathcal{F} (ver 3). Para facilitar la notación sean

$$X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$$

$$Y = \{y_1, y_2, \dots, y_{n+1}\}.$$

Definimos ω una función que va del conjunto potencia de S a los reales positivos según la siguiente regla:

$$\omega(x_i) = u \text{ para toda } i \text{ entre } 0 \text{ y } n,$$

$$\omega(y_j) = v \text{ para toda } y_j \text{ en } X \setminus Y,$$

$$\omega(e) = 0 \text{ para toda } e \text{ en } S \setminus (X \cup Y).$$

Supongamos que $u > v$ y que queremos resolver el problema de optimización (\mathcal{F}, ω) , por hipótesis sabemos que el algoritmo glotón converge para este problema. El algoritmo en sus primeras n iteraciones escoge a $J = x_1, x_2, \dots, x_n = X$ (sabemos esto porque X está en \mathcal{F} y porque todo subconjunto de X está en \mathcal{F}). Ahora tenemos dos escenarios posibles, el algoritmo ya convergió después de n pasos o todavía no converge y realiza por lo menos otra iteración. Supongamos que el algoritmo convergió. Sea t igual a la cardinalidad de $X \cap Y$, notamos que se cumple lo siguiente:

$$\omega(X) = n \cdot u$$

$$\omega(Y) = t \cdot u + (n + 1 - t)v.$$

Si u es igual a $\left(1 + \frac{1}{2(n-t)}\right)v^8$, tenemos que $\omega(Y) > \omega(X)$. Por lo tanto, podemos concluir que el algoritmo no convergió porque claramente no encontró al óptimo. Como el algoritmo no convergió, este realiza por lo menos un paso más en el que selecciona y_j en $X \setminus Y$ de tal forma que $X \cup \{y_j\}$ pertenece a \mathcal{F} . Concluimos que se cumple 3 y por lo tanto \mathcal{F} es la familia de conjuntos independientes de una matroide. \square

Este teorema se puede describir de la siguiente forma para encontrar una forma de definir las matroides:

Corolario 9.33. *Axiomatización por algoritmo glotón.*

Una colección \mathcal{F} no vacía de subconjuntos de S es la familia de conjuntos independientes de S si y solo si

1. *Si A pertenece a \mathcal{F} y B es un subconjunto de A , entonces B pertenece a \mathcal{F} .*
2. *Para toda función ω que va de S a los reales el algoritmo glotón escoge al conjunto A en \mathcal{F} que maximiza la función*

$$f(A) = \sum_{k=1}^n \omega(a_k) \text{ con } A = \{a_1, \dots, a_n\}$$

es decir, no existe B en \mathcal{F} tal que $f(B) > f(A)$.

Demostración. El corolario es un caso particular del teorema 9.32. \square

⁸Con este supuesto se sigue cumpliendo que $u > v$.

Capítulo 10

Funciones de elección y matroides

En este capítulo redefiniremos el problema de admisión a universidades con cotas comunes anidadas por completo, vamos a suponer que tenemos una gráfica bipartita $G = (A \cup C, E)$ donde los vertices en A representan los aplicantes, C representa las universidades y las aristas de la gráfica E representan las asignaciones aceptables entre los dos. Para definir el problema de esta manera es necesario definir dos funciones de elección.

Definición 10.1. Decimos que Q es una **función de elección** para un conjunto E si para todo subconjunto X de E tenemos que $Q(X)$ es un subconjunto de X . En particular, decimos que un conjunto X es **Q -independiente** si $Q(X) = X$.

Definimos dos funciones de elección (las dos sobre) una para los aplicantes denotado como Q_A y otra para las universidades denotada como Q_C . Si un conjunto es Q_A -independiente decimos que es **aplicante independiente** y si un conjunto es Q_C -independiente decimos que es **universidad independiente**. Las dos funciones se definen de la siguiente manera:

Definición 10.2. Definimos la **función de elección para los aplicantes** Q_A como una función de elección sobre las aristas que cumple que para todo aplicante a , $Q_A(X)$ contiene a las aristas en X que el aplicante escogería si podría elegir libremente sin importar las restricciones. En particular, si

X contiene varias aristas que inciden sobre a este elige la que incide en la universidad más alta en su lista.

Definición 10.3. Definimos la **función de elección para las universidades** Q_C como una función de elección sobre las aristas que cumple que para toda universidad c , $Q_C(X)$ contiene a las aristas X que inciden en los aplicantes que a c elegiría si podría elegir libremente. En particular se sigue el siguiente algoritmo, supongamos que la familia de conjuntos $\mathcal{C} = \{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ son los conjuntos de universidades que son parte de una restricción y supongamos que si C_i es un subconjunto de C_j es porque i es menor igual que j :

Algoritmo 10: Algoritmo para calcular la función de elección para las universidades

input : Un conjunto X de aristas en E , la familia de conjuntos con restricciones \mathcal{C} con sus cotas y las listas de preferencias para las universidades y los aplicantes

output: $Q(X)$

```

1 Sea  $X_0 = X$ ;
2 for  $i = 1, \dots, m$  do
3    $X_i$  es el conjunto obtenido por aplicarle la cota superior de
      $C_i$  a  $X_{i-1}$ ;
4   Sea  $X_{i-1}(C_i)$  las aristas en  $X_{i-1}$  que inciden en  $C_i$ ;
5   Sean  $X'_i$  las aristas en  $X_{i-1}(C_i)$  que no se encuentran entre
     las  $q(C_i)$  mejores;
6    $X_i = X_{i-1} \setminus X'_i$ ;
7  $Q_C(X) = X_m$ ;
```

Para la línea 5 del algoritmo es necesario explicar cuál es el orden de preferencias de $X_{i-1}(C_i)$, este depende de dos casos:

1. Dadas dos aristas que inciden en dos aplicantes distintos escogemos de acuerdo al orden de preferencias de C_i .
2. Dadas dos aristas que inciden en el mismo aplicante a escogemos de acuerdo al orden de preferencias de a .

Apartir de esto realizamos las siguientes observaciones sobre el comportamiento de estas funciones:

Observación 10.4. $Q_A(X) = X$ si y solo si cada aplicante tiene a lo más una arista incidente en X .

Observación 10.5. $Q_C(X) = X$ si y solo si X no viola ninguna cota de \mathcal{C} .

Usando esas dos observaciones concluimos que:

Observación 10.6. M es un emparejamiento si y solo si M es aplicante independiente y universidad independiente.

Teorema 10.7. *Sea I_C el subconjunto del conjunto potencia de E que contiene a todos los conjuntos universidad independiente, entonces $M_C = (E, I_C)$ es una matroide.*

Demostración. Usamos inducción sobre el número m de conjuntos acotados (la cardinalidad de \mathcal{C}). Si $m = 1$ entonces solo tenemos una universidad y M_C es una matroide uniforme de rango $q(C_i)$. Supongamos que el resultado es valido si la cantidad de conjuntos es estrictamente menor que m y supongamos que tenemos m conjuntos acotados. Sean C^1, C^2, \dots, C^k los grupos en \mathcal{C} , entonces tenemos dos casos:

1. Si k es mayor estricto que 1 entonces cada I_{C^i} forma una matroide y como I_C es la suma directa de los I_{C^i} entonces es una matroide.
2. Si $k = 1$ entonces I' es el conjunto de conjuntos universidad independientes de acuerdo a C_1, \dots, C_{m-1} es parte de una matroide. Podemos ver que al aplicar la restricción de C_m tenemos un truncamiento sobre la misma y no se pierde el hecho de que es una matroide.

Por lo tanto, si I_C el subconjunto del conjunto potencia de E que contiene a todos los conjuntos universidad independiente, entonces $M_C = (E, I_C)$ es una matroide. \square

Corolario 10.8. *Sea I_A el subconjunto del conjunto potencia de E que contiene a todos los conjuntos universidad independiente, entonces $M_A = (E, I_A)$ es una matroide.*

Demostración. Como los aplicantes pueden ser vistos como universidades en donde cada cota superior es 1 y no existen cotas comunes, de acuerdo al teorema 10.7 $M_A = (E, I_A)$ es una matroide. \square

Corolario 10.9. *La función de elección para las universidades para X encuentra el subconjunto maximal universidad independiente de X .*

Demostración. Para cada elemento x en $X \setminus Q_c(X)$ tenemos que el conjunto $\{x\} \cup Q_c(X)$ es no universidad independiente, por definición existe un conjunto acotado C_i tal que $Q_c(X)$ contiene $q(C_i)$ aristas incidentes en C_i que todas son preferidas a x . \square

A partir de esto podemos ver dos observaciones.

Observación 10.10. La cardinalidad de $Q_c(X)$ es igual al rango de X respecto a la matroide de las universidades M_c .

Observación 10.11. La función Q_c es creciente. Es decir, si X es un subconjunto de Y entonces la cardinalidad de $Q_c(X)$ es menor o igual que la cardinalidad de $Q_c(Y)$.¹

Estas dos observaciones implican que la función Q_c puede ser construida a partir del algoritmo gloton de la siguiente manera:

Algoritmo 11: Algoritmo alternativo para calcular la función de elección para las universidades

input : Un conjunto X de aristas en E , la familia de conjuntos con restricciones \mathcal{C} con sus cotas y las listas de preferencias para las universidades y los aplicantes

output: $Q(X)$

- 1 *Acomodamos las aristas de $E = e_1, e_2, \dots, e_n$ de cierta forma que si dos aristas e_i y e_j pertenecen al mismo conjunto acotado entonces si i es menor que j implica que e_i es preferido a e_j ;*
 - 2 *Sea E_i las aristas e_j con j menor o igual que i ;*
 - 3 *Sea $X_i = X \cap E_i$;*
 - 4 *Sea $X_0 = \emptyset$;*
 - 5 **for** $i = 1, \dots, n$ **do**
 - 6 **if** $Q_c(X_i) \cup \{e_{i+1}\}$ *es universidad independiente* **then**
 - 7 $Q_c(X_{i+1}) = Q_c(X_i) \cup \{e_{i+1}\}$
 - 8 **else**
 - 9 $Q_c(X_{i+1}) = Q_c(X_i)$;
-

¹La demostración es directo del 9.8

El algoritmo es igual porque por el teorema () sabemos que el algoritmo gloton siempre converge al subconjunto maximal universidad independiente de X y por lo tanto aplicar uno u otro algoritmo debe de llevar al mismo resultado. Además de esto si agregamos podemos ver que la función es comonotona, es decir:

Definición 10.12. Decimos que una función Q en E es **comonotona** si para cualquier par de subconjuntos X, Y de E con X siendo un subconjunto de Y tenemos que $X \setminus Q(X)$ es un subconjunto de $Y \setminus Q(Y)$.

Corolario 10.13. La función Q_c es comonotona sobre E

Demostración. Para probar comonotonicidad tenemos que ver que si x en X no pertenece a $Q_c(X)$ entonces esta no pertenece a $Q_c(Y)$ cuando X es un subconjunto de Y . Esto sale directo del algoritmo gloton porque durante la construcción de $Q_c(X)$ no se eligió x entonces es claro que durante la construcción de $Q_c(Y)$ tampoco se eligió a x por las mismas razones. \square

Para relacionar todo esto con la idea de de estabilidad igual que en los demas capitulos es necesario enunciar algunas definiciones.

Definición 10.14. Para un conjunto X en E y una arista e en E , decimos que X **domina** a e en el lado del aplicante si e no pertenece a $Q_A(X \cup \{e\})$ y decimos que X domina a e en el lado de las universidades si e no pertenece a $Q_C(X \cup \{e\})$.

En particular, para los dos tipos de dominancia si tenemos dos subconjuntos X, Y de E . Decimos que X domina a Y si X domina a todos los elementos $Y \setminus X$.

A partir de este definición podemos realizar la siguiente observación:

Observación 10.15. Un subconjunto M de E es estable si y solo si domina a $E \setminus M$ (bajo cualquiera de los dos esquemas).

10.1. Resultados estructurales

A partir de todos los resultados en lo que sigue del capítulo mostraremos varios resultados importantes sobre el problema que se relacionan de forma general con el resto de la tesis.

Teorema 10.16. *Si M_1, M_2, \dots, M_k son asignaciones estables entonces $Q_C(\cup_{i=1}^k M_i)$ y $Q_A(\cup_{i=1}^k M_i)$ son tambien asignaciones estables.*

Demostración. Dado un conjunto X en E sabemos que $Q_C(X)$ es el subconjunto maximal universidad independiente de X , como X es la union de varias asignaciones podemos ver que $Q_C(X)$ es tambien una asignación y además podemos ver por propiedades del algoritmo glotón que este domina a las demás asignaciones en el sentido de las universidades, por lo tanto $Q_C(\cup_{i=1}^k M_i)$ es una asignación estable. En particular, el argumento es identico para demostrar que $Q_A(\cup_{i=1}^k M_i)$ es una asignación estable. \square

Lema 10.17. *Si tenemos dos asignaciones estables M_1, M_2 si M_1 domina a M_2 en el lado de las universidades esto se cumple si y solo si M_2 domina a M_1 en el lado de los aplicantes.*

Demostración. Si M_1 y M_2 son emperajamientos estables entonces cado uno de ellos domina al otro. Si M_1 domina a cada elemento de $M_2 \setminus M_1$ en el lado de la universidad entonces M_2 debe de dominar a cada elemento de $M_1 \setminus M_2$ en el lado de los aplicantes. A partir de esta observación podemos ver que el lema es verdadero. \square

Teorema 10.18. *Si M_1, M_2, \dots, M_n son asignaciones estables y k es un entero arbitrario entre 1 y n . Si cada aplicante escoge su k mejor opción entre todas las asignaciones entonces el conjunto M con esas asignaciones es estable.*

Demostración. Sea a un aplicante arbitrario y sean $M_a^1, M_a^2, \dots, M_a^n$ los n emparejamientos respecto al orden de preferencias de a . Además para facilitar la notación sean $M_a = Q_C(\cup_{i=1}^k M_a^i)$ y $M = Q_A(\cup_{a \in A} M_a)$.

Por el teorema 10.16 sabemos que todos los M_a y que M son asignaciones estables. Observamos quer para todo aplicante a tenemos que M_a domina por las universidades a M_1, M_2, \dots, M_k y por lo tanto M_1, M_2, \dots, M_k dominan a M_a por los aplicantes (lema 10.17). Esto implica que en M_a cada aplicante a' en A recibe su peor asignación dentro de $M_a^1, M_a^1, \dots, M_a^k$ y por lo tanto a recibe su k mejor opción en M_a y los demás aplicantes reciben una asignación que no es más preferida que su mejor k opción. Ahora, al construir M cada aplicante escoge su mejor opción entre todos los M_a lo que implicaría que cada aplicante escoge su mejor k opción entre

M_1, M_2, \dots, M_n . Como M es estable por el teorema 10.16 entonces podemos concluir que si cada aplicante escoge su k mejor opción entre todas las asignaciones entonces el conjunto M con esas asignaciones es estable. \square

Capítulo 11

Conclusiones

Concluyo que

Apéndice A

Teoría de Conjuntos

Definición A.1. Lipschutz (1998)

Un **conjunto** es una colección bien definida de objetos; los objetos son llamados **elementos** del conjunto.

Definición A.2. La **cardinalidad** de un conjunto Ω es la cantidad de elementos que tiene.

Definición A.3. Definimos al **conjunto vacío** \emptyset como aquel que no tiene ningún elemento.

Definición A.4. Dado un conjunto Ω arbitrario, decimos que un conjunto A es **subconjunto** de Ω si todos los elementos de A son elementos de Ω . Esto se denota como $A \subseteq \Omega$.

Observación A.5. Dado un conjunto Ω arbitrario, $\emptyset \subseteq \Omega$.

Definición A.6. Definimos la **union** entre dos conjuntos A y B como el conjunto $A \cup B$ que contiene a todos los elementos que están en A y a todos los elementos que están en B .

Definición A.7. Definimos la **intersección** entre dos conjuntos A y B como el conjunto $A \cap B$ que contiene a todos los elementos que están en A y en B . Es decir, si un elemento está en A y no está en B , entonces no está en $A \cap B$.

Definición A.8. Decimos que dos conjuntos son **ajenos** si la intersección entre ellos es vacía.

Definición A.9. Definimos la **resta** entre dos conjuntos A y B como el conjunto $A \setminus B$ que contiene a todos los elementos que están en A pero no están en B .

Definición A.10. Decimos que \mathcal{C} es un **sistema de conjuntos** de Ω si cada elemento de \mathcal{C} es un conjunto de elementos de Ω . Es decir, \mathcal{C} es un conjunto cuyos elementos son subconjuntos de Ω .

Definición A.11. Decimos que $\mathcal{P}(\Omega)$ es el **conjunto potencia** de un conjunto Ω si $\mathcal{P}(\Omega)$ es un sistema de conjuntos que contiene a todos los subconjuntos de Ω .

Teorema A.12. Si la cardinalidad de Ω es n , entonces la cardinalidad de su conjunto potencia es 2^n .

Demostración. La prueba se hace por inducción matemática.

Supongamos que $n = 0$, entonces $\Omega = \emptyset$. El conjunto vacío únicamente se tiene como subconjunto a sí mismo y como $2^0 = 1$, el teorema es cierto para $n = 0$.

Supongamos que $n = 1$, entonces Ω tiene dos posibles subconjuntos: Ω y \emptyset . Como $2^1 = 2$, el teorema es cierto para $n = 1$.

Supongamos que para alguna n arbitraria el teorema es cierto y supongamos que la cardinalidad de Ω es $n + 1$. Sea ω un elemento arbitrario de Ω y consideremos a Ω^* como $\Omega \setminus \omega$. Ahora, como la cardinalidad de Ω^* es n sabemos por hipótesis que la cardinalidad de su conjunto potencia es 2^n .

Luego, notamos que los subconjuntos de Ω son únicamente de dos formas: los que contienen a ω y los que no. El grupo de los que no contienen a ω son el conjunto potencia de Ω^* y el grupo de los que contienen a ω puede ser visto como los elementos del conjunto potencia de Ω^* unidos a ω . Por lo tanto la cardinalidad de $\mathcal{P}(\Omega)$ es el doble a la cardinalidad $\mathcal{P}(\Omega^*)$ que por hipótesis es 2^n lo que implica que la cardinalidad de $\mathcal{P}(\Omega)$ es $2 \cdot 2^n = 2^{n+1}$ y por lo tanto, el teorema es cierto para toda n . \square

Corolario A.13. Si la cardinalidad de Ω es n , entonces la cantidad de subconjuntos no vacíos que tiene es $2^n - 1$.

Demostración. Por el teorema A.12 sabemos que la cantidad de subconjuntos que tiene Ω es 2^n , si quitamos el conjunto vacío nos quedamos con $2^n - 1$ subconjuntos. \square

Definición A.14. Biró y cols. (2010)

Decimos que \mathcal{C} es un **sistema anidado de conjuntos** si para todo par de conjuntos no ajenos, S y S' , se tiene que S es un subconjunto de S' o que S' es un subconjunto de S .

Observación A.15. Si la cardinalidad de Ω es mayor a 2, su conjunto potencia no es sistema anidado de conjuntos.

Definición A.16. Decimos que una colección de conjuntos a_1, a_2, \dots, a_n es una **partición** de un conjunto A , si

$$\bigcup_{i=1}^n a_i = A.$$

Apéndice B

Teoría de Gráficas

Definición B.1. Espinosa y cols. (2016)

Una **gráfica** es una pareja $G = (V, E)$ donde V es un conjunto finito no vacío cuyos elementos se llaman **vértices** y E es un conjunto cuyos elementos son subconjuntos de cardinalidad 2 de V y estos son llamados **aristas**.

Definición B.2. Espinosa y cols. (2016)

El **grado** de un vértice v es el número de aristas que inciden en v , se denota $d(v)$.

Definición B.3. Espinosa (2017) Se dice que una gráfica es **bipartita**, si su conjunto de vertices puede ser partido en dos subconjuntos ajenos X y Y , de tal forma que cada arista tiene un extremo en X y otro en Y . Esta partición tiene el nombre de **bipartición** de la gráfica.

Referencias

- Biró, P., Fleiner, T., Irving, R. W., y Manlove, D. F. (2010). The college admissions problem with lower and common quotas. *Theoretical Computer Science*, 411(34), 3136 - 3153.
- Cook, W., Cunningham, W., Pulleyblank, W., y Schrijver, A. (s.f.). *Combinatorial optimization*. Wiley.
- Espinosa, R. (2017). *Matemáticas discretas* (2.^a ed.). Alfaomega Grupo Editor.
- Espinosa, R., Jinich, I., y Tame, A. (2016). Gráficas químicas. *Laberintos e Infinitos*(41), 31–36.
- Fraleigh, J. (1976). *A first course in abstract algebra*. Addison Wesley.
- Gale, D., y Shapley, L. S. (1962). College admissions and the stability of marriage. *The American Mathematical Monthly*, 69(1), 9–15.
- Gale, D., y Sotomayor, M. (1985). Some remarks on the stable matching problem. *Discrete Applied Mathematics*, 11(3), 223 - 232.
- Gusfield, D., y Irving, R. W. (1989). *The stable marriage problem: Structure and algorithms*. Cambridge, MA, USA: MIT Press.
- Knuth, D. E. (1997). *Stable marriage and it's relation to other combinatorial problems: An introduction to the mathematical analysis of algorithms* (Vol. 10). American Mathematical Society.
- Lawler, E. (2015). *Combinatorial optimization, networks and matroids*. Dover.

- Lipschutz, S. (1998). *Schaums's outline of theory and problems of set theory and related topics*. McGraw-Hill.
- Manlove, D. F., Irving, R. W., Iwama, K., Miyazaki, S., y Morita, Y. (2002). Hard variants of stable marriage. *Theoretical Computer Science*, 276(1-2), 261 - 279.
- Papadimitriou, C., y Steiglitz, K. (2016). *Combinatorial optimization*. Dover.
- Roth, A. E. (2014). *Who gets what—and why*. Eamon Dolan/Houghton Mifflin Harcourt.
- Roth, A. E., y Sotomayor, M. A. O. (1990). *Two-sided matching: A study in game-theoretic modeling and analysis*. Cambridge University Press.
- Welsh, D. (2010). *Matroid theory*. Dover.