

Coloreo de grafos

Flavia Bonomo

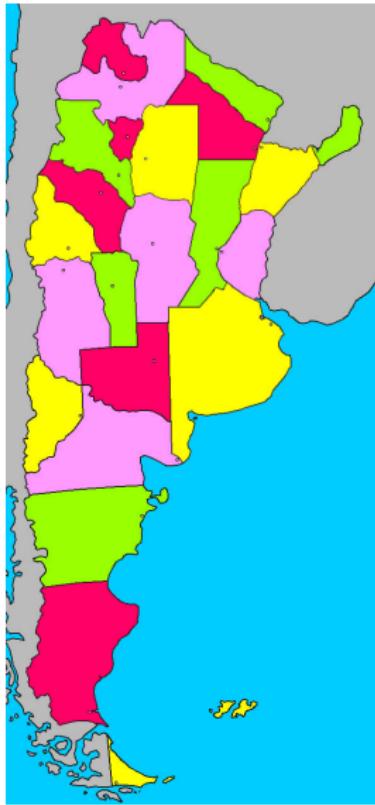
Algoritmos y Estructuras de Datos III

Segundo cuatrimestre 2015

Pintando mapas...



Pintando mapas...



La Conjetura de los Cuatro Colores

La Conjetura de los Cuatro Colores fue enunciada en el siglo XIX:

Todo mapa puede ser coloreado usando a lo sumo cuatro colores de manera tal que regiones limítrofes (i.e. que comparten una frontera de dimensión uno, no sólo un punto) reciban colores diferentes.

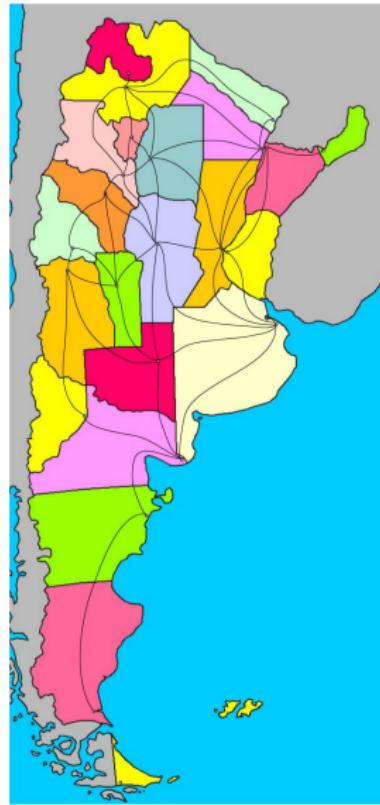
En términos de grafos...

A partir de cualquier mapa podemos construir un grafo donde las regiones se representan por vértices y dos vértices son adyacentes si y sólo si las regiones correspondientes son limítrofes.

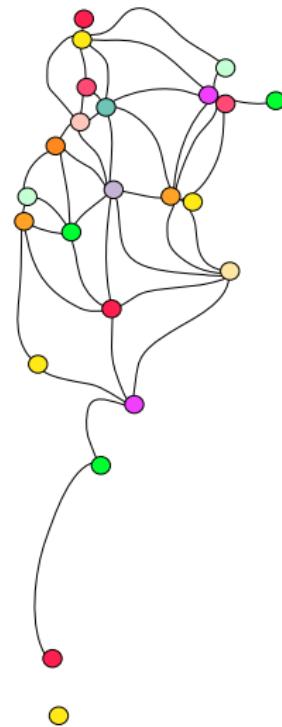
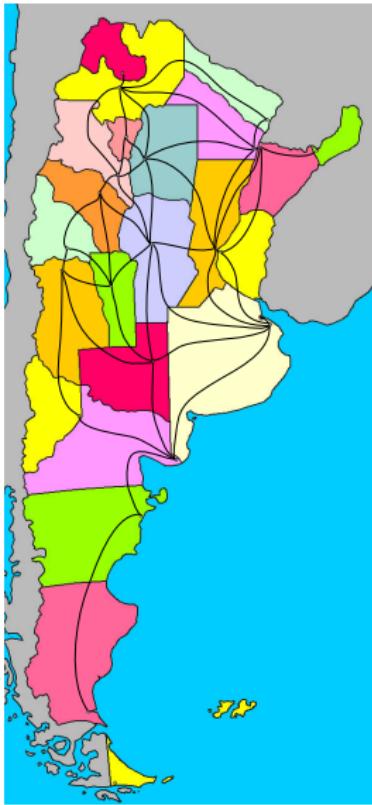
El grafo resultante es [planar](#), es decir, se puede dibujar en el plano sin aristas que se crucen.

Entonces, la Conjetura de los Cuatro Colores dice que los vértices de un grafo planar pueden ser coloreados usando a lo sumo 4 colores y de manera tal que no haya dos vértices adyacentes que reciban el mismo color.

Ejemplo...



Ejemplo...



Historia

Aparentemente, la Conjetura de los Cuatro Colores fue formulada por primera vez por Francis Guthrie. Él era un estudiante del University College de Londres y fue alumno de Augusts De Morgan.



Guthrie

Después de graduarse en Londres estudió derecho, pero algunos años después su hermano Frederick Guthrie comenzó a estudiar con De Morgan. Francis le mostró a su hermano algunos resultados que había estado intentando probar sobre coloreo de mapas y le pidió que le pregunte a De Morgan sobre ese problema.



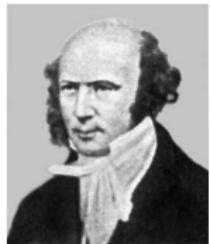
De Morgan

De Morgan no pudo darle una respuesta pero ese mismo día (el 23 de octubre de 1852) le escribió una carta a Sir William Hamilton en Dublin:

A student of mine asked me today to give him a reason for a fact which I did not know was a fact - and do not yet. He says that if a figure be anyhow divided and the compartments differently colored so that figures with any portion of common boundary line are differently colored - *four colors may be wanted, but not more* - the following is the case in which four colors are wanted. Query cannot a necessity for five or more be invented. ... If you retort with some very simple case which makes me out a stupid animal, I think I must do as the Sphynx did...

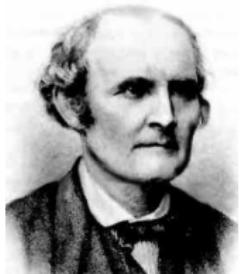
Hamilton le respondió el 26 de octubre de 1852
(mostrando tanto su eficiencia como la del correo):

*I am not likely to attempt your quaternion of colors
very soon.*



Hamilton

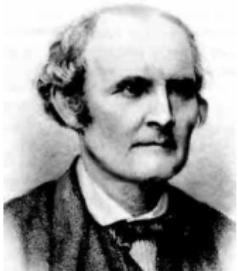
La primera referencia publicada se encuentra en el paper de Arthur Cayley, *On the colorings of maps*, Proc. Royal Geographical Society 1, 259–261, 1879.



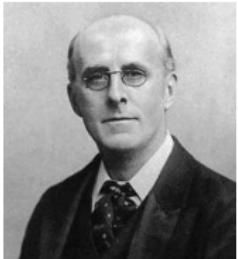
Cayley

La primera referencia publicada se encuentra en el paper de Arthur Cayley, *On the colorings of maps*, Proc. Royal Geographical Society 1, 259–261, 1879.

El 17 de julio de 1879 Alfred Bray Kempe anunció en Nature que tenía una demostración de la Conjetura de los Cuatro Colores.



Cayley



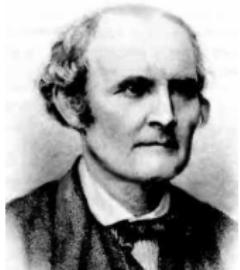
Kempe

La primera referencia publicada se encuentra en el paper de Arthur Cayley, *On the colorings of maps*, Proc. Royal Geographical Society 1, 259–261, 1879.

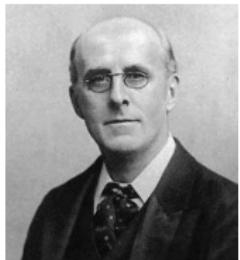
El 17 de julio de 1879 Alfred Bray Kempe anunció en Nature que tenía una demostración de la Conjetura de los Cuatro Colores.

Kempe era un abogado de Londres que había estudiado matemática con Cayley en Cambridge y dedicado algo de su tiempo a la matemática durante su vida.

Por sugerencia de Cayley, Kempe envió su Teorema al American Journal of Mathematics donde fue publicado a fines de 1879.



Cayley



Kempe

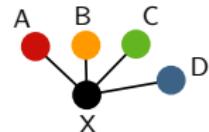
Idea de la demostración de Kempe

Kempe usó un argumento inductivo-constructivo:

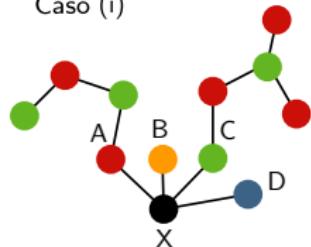
Si tenemos un mapa en el cual cada región es coloreada con rojo, verde, azul o amarillo excepto una, digamos X. Si X no está rodeada por regiones de todos los colores, me queda un color para asignarle a X.
Supongamos entonces que X tiene regiones limítrofes de los 4 colores.

Si X está rodeada por regiones A, B, C, D en orden, coloreadas rojo, amarillo, verde y azul entonces hay dos casos a considerar.

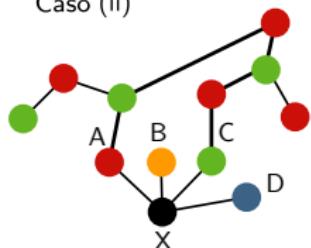
- (i) No existe una cadena de regiones adyacentes uniendo A y C, coloreadas alternadamente de rojo y verde.
- (ii) Existe una cadena de regiones adyacentes uniendo A y C, coloreadas alternadamente de rojo y verde.



Caso (i)



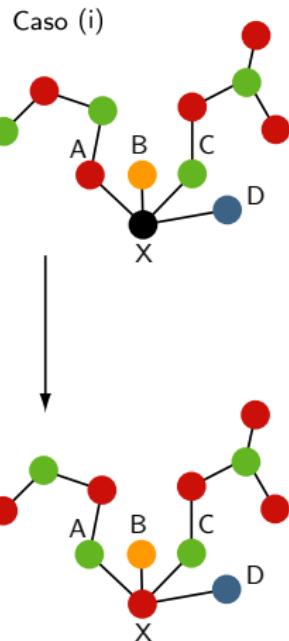
Caso (ii)



Casos:

- (i) No existe una cadena roja/verde uniendo A y C.
- (ii) Existe una cadena roja/verde uniendo A y C.

Si vale (i), entonces cambiamos A a verde, y luego intercambiamos los colores rojo/verde en la componente bicromática rojo/verde que contiene a A. Como C no está en la componente, permanece verde y ahora no hay más regiones rojas adyacentes a X. Coloreamos X con rojo.

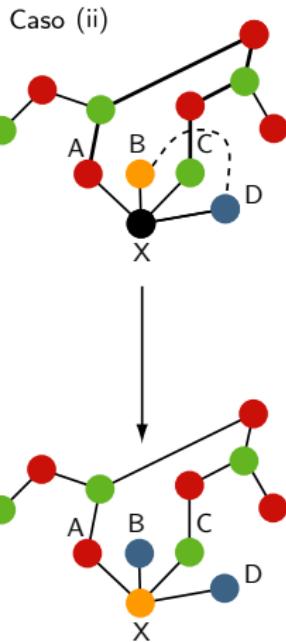


Casos:

- (i) No existe una cadena roja/verde uniendo A y C.
- (ii) Existe una cadena roja/verde uniendo A y C.

Si vale (i), entonces cambiamos A a verde, y luego intercambiamos los colores rojo/verde en la componente bicromática rojo/verde que contiene a A. Como C no está en la componente, permanece verde y ahora no hay más regiones rojas adyacentes a X. Coloreamos X con rojo.

Si vale (ii), entonces no puede haber una cadena amarilla/azul de regiones adyacentes uniendo B y D. [No podría cruzar la cadena verde/roja.] Entonces la propiedad (i) vale para B y D y cambiamos los colores como antes.



El Teorema de los Cuatro Colores volvió a ser Conjetura de los Cuatro Colores en 1890.

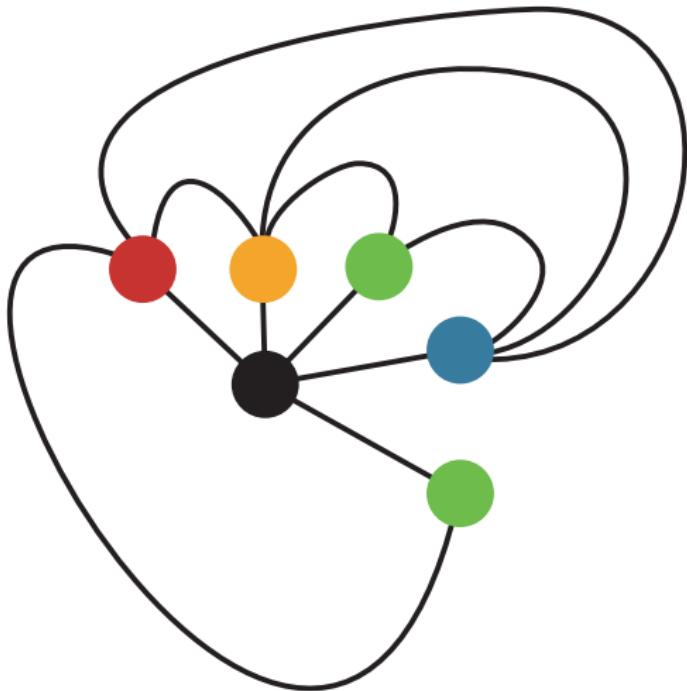
Percy John Heawood, un docente en Durham England, publicó un paper llamado *Map coloring theorem*. Allí decía que su objetivo era “*...más destructivo que constructivo, ya que voy a mostrar un defecto en la aparentemente reconocida prueba...*”.

Aunque Heawood mostró que la prueba de Kempe era errónea, él probó en ese paper que todo mapa puede ser coloreado usando a lo sumo 5 colores.



Heawood

Falla en la demostración de Kempe



Demostración para cinco colores

Todo grafo planar verifica $m \leq 3n - 6$, lo que implica
 $2m \leq 6n - 12 < 6n$.

Demostración para cinco colores

Todo grafo planar verifica $m \leq 3n - 6$, lo que implica
 $2m \leq 6n - 12 < 6n$.

Además, la suma de los grados de todos los vértices es $2m$.

Demostración para cinco colores

Todo grafo planar verifica $m \leq 3n - 6$, lo que implica
 $2m \leq 6n - 12 < 6n$.

Además, la suma de los grados de todos los vértices es $2m$.

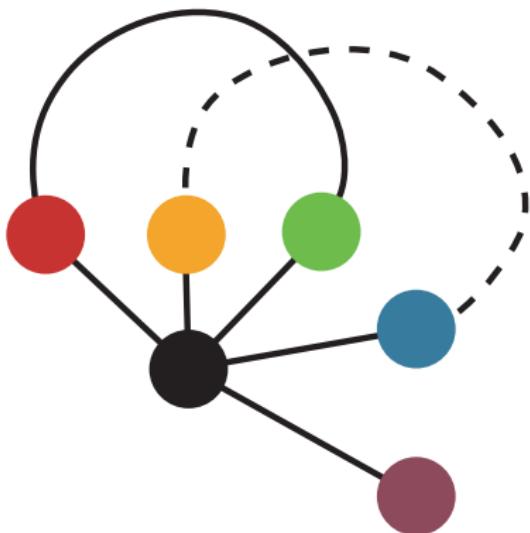
Entonces todo grafo planar tiene un vértice de grado menor o igual que 5.

Demostración para cinco colores

Todo grafo planar verifica $m \leq 3n - 6$, lo que implica
 $2m \leq 6n - 12 < 6n$.

Además, la suma de los grados de todos los vértices es $2m$.

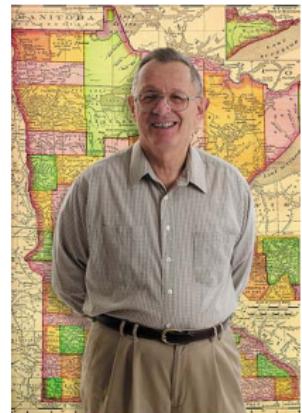
Entonces todo grafo planar tiene un vértice de grado menor o igual que 5.



Primera prueba

Finalmente, en 1976 (si, 100 años después...) la Conjetura de los Cuatro Colores fue probada por Kenneth Appel y Wolfgang Haken en la Universidad de Illinois. John Koch colaboró con partes del algoritmo.

- K. Appel and W. Haken, *Every planar map is four colorable. Part I. Discharging*, Illinois J. Math. 21 (1977), 429–490.
- K. Appel, W. Haken and J. Koch, *Every planar map is four colorable. Part II. Reducibility*, Illinois J. Math. 21 (1977), 491–567.



Appel

Idea de la demostración

Para demostrar la inexistencia de un contraejemplo (y en particular de un contraejemplo minimal), Appel y Haken redujeron mediante argumentos teóricos el problema de los infinitos mapas posibles a 1,936 configuraciones que debieron ser chequeadas una a una por computadora, con un algoritmo que corrió cientos de horas.

La parte teórica a su vez incluye 500 páginas de contra-contra-ejemplos escritos a mano (esos coloreos fueron verificados por el hijo de Haken!).

Pero muchos científicos cuestionaron la demostración de Appel-Haken por dos motivos:

- Parte de la prueba usaba una computadora, y no podía ser verificada a mano.
- Aún la parte supuestamente chequeable a mano es extremadamente engorrosa, y nadie la verificó por completo.

Segunda prueba

Hace diez años apareció otra prueba:

- N. Robertson, D. P. Sanders, P. D. Seymour and R. Thomas, *The four color theorem*, J. Combin. Theory Ser. B. 70 (1997), 2–44.
- N. Robertson, D. P. Sanders, P. D. Seymour and R. Thomas, *A new proof of the four color theorem*, Electron. Res. Announc. Amer. Math. Soc. 2 (1996), 17–25 (electronic).



Robertson



Sanders



Seymour



Thomas

Esquema de la demostración

La idea básica de la prueba es la misma que la de Appel y Haken. Los autores exhibieron un conjunto de 633 configuraciones reducibles, es decir, configuraciones que no pueden aparecer en un contraejemplo minimal. Usaron también un resultado conocido desde 1913 sobre la estructura que debería tener un tal contraejemplo.

En la segunda parte de la demostración, probaron que todo grafo con dicha estructura contiene alguna de las 633 configuraciones reducibles, y por lo tanto no existe tal contraejemplo.

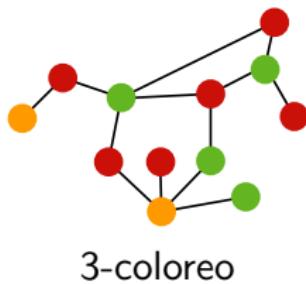
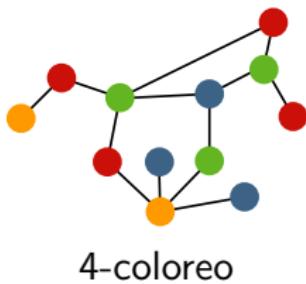
La primera parte de la prueba requiere de una computadora, pero la segunda puede ser chequeada a mano en pocos meses o, usando una computadora, en unos 20 minutos.

En diciembre de 2004 en una reunión científica en Francia, un grupo de gente de Microsoft Research en Inglaterra e INRIA en Francia anunciaron la verificación de la demostración de Robertson et al. formulando el problema en el lenguaje Coq y confirmando la validez de cada uno de sus pasos (Devlin 2005, Knight 2005).

De todas formas, no se conoce hasta el momento una demostración del Teorema de los Cuatro Colores al estilo tradicional (completamente verificable por humanos con lápiz y papel).

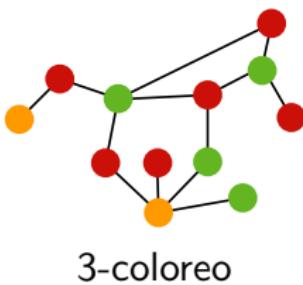
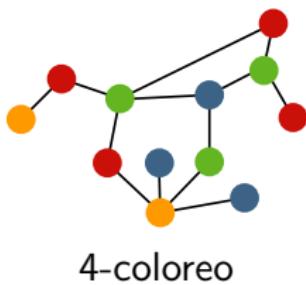
Coloreo de vértices de un grafo

- Un k -coloreo de un grafo G es una asignación de colores a sus vértices de manera que no se usan más de k colores y no hay dos vértices adyacentes que reciban el mismo color.



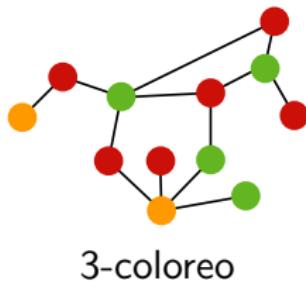
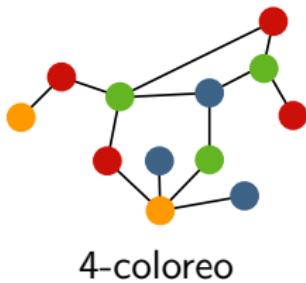
Coloreo de vértices de un grafo

- Un *k*-coloreo de un grafo G es una asignación de colores a sus vértices de manera que no se usan más de k colores y no hay dos vértices adyacentes que reciban el mismo color.
- Formalmente, para $G = (V, E)$, es una asignación $f : V \rightarrow \{1, \dots, k\}$, tal que $f(v) \neq f(u) \forall (u, v) \in E$.



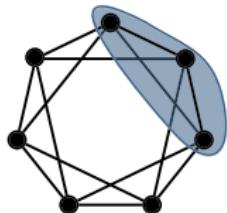
Coloreo de vértices de un grafo

- Un *k*-coloreo de un grafo G es una asignación de colores a sus vértices de manera que no se usan más de k colores y no hay dos vértices adyacentes que reciban el mismo color.
- Formalmente, para $G = (V, E)$, es una asignación $f : V \rightarrow \{1, \dots, k\}$, tal que $f(v) \neq f(u) \forall (u, v) \in E$.
- Un grafo se dice *k*-coloreable si admite un *k*-coloreo.

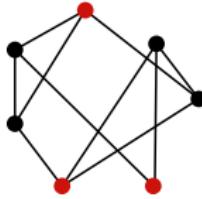


Número cromático

- Una clique en un grafo es un subgrafo completo maximal. Se denota por $\omega(G)$ el tamaño de una clique máxima.
- Un conjunto independiente es un conjunto de vértices no adyacentes dos a dos. Se denota por $\alpha(G)$ el tamaño de un conjunto independiente máximo.
- El número cromático de un grafo G es el menor número k tal que G es k -coloreable, y se denota por $\chi(G)$.
- Un grafo se dice k -cromático si $\chi(G) = k$.



$$\omega = 3$$



$$\alpha = 3$$



$$\chi = 4$$

Ejemplos

- ¿Cuál es el número cromático del completo K_n ?

Ejemplos

- ¿Cuál es el número cromático del completo K_n ?
- ¿Cuál es el número cromático de un grafo bipartito?

Ejemplos

- ¿Cuál es el número cromático del completo K_n ?
- ¿Cuál es el número cromático de un grafo bipartito?
- ¿Cuál es el número cromático de un ciclo de longitud par?

Ejemplos

- ¿Cuál es el número cromático del completo K_n ?
- ¿Cuál es el número cromático de un grafo bipartito?
- ¿Cuál es el número cromático de un ciclo de longitud par?
- ¿Cuál es el número cromático de un ciclo de longitud impar?

Aplicaciones

El problema de colooreo de grafos y sus variantes tienen muchas aplicaciones, entre ellas problemas de scheduling, asignación de frecuencias en radios y teléfonos celulares, etc.

Ejemplo: Planificación de exámenes

Cada alumno tiene que rendir un examen en cada una de las materias que está cursando. Sea X el conjunto de materias e Y el conjunto de estudiantes. Como el examen es escrito, es conveniente que todos los alumnos lo rindan a la vez. Por resolución del CD, los alumnos tienen derecho a no rendir dos exámenes el mismo día. ¿Cuál es la mínima cantidad de días de examen necesarios?

Ejemplo: Planificación de exámenes

Modelemos este problema como un problema de colooreo de grafos.

- Vértices: materias.
- Colores: días.
- Aristas: Dos vértices son adyacentes si sus correspondientes materias tienen alumnos en común.
- Correspondencia con el modelo: Dos **materias** [vértices] no pueden **tomar examen el mismo día** [usar el mismo color] si **hay alumnos que cursan ambas** [son adyacentes].

Algunas propiedades de $\chi(G)$, $\omega(G)$ y $\alpha(G)$

Lema

Sea G un grafo de n vértices y \overline{G} su complemento. Entonces:

1. $\alpha(G) = \omega(\overline{G})$
2. $\chi(G) \geq \omega(G)$
3. $\chi(G) \leq \Delta(G) + 1$
4. $\chi(G)\alpha(G) \geq n$
5. $\chi(G) + \alpha(G) \leq n + 1$
6. $\chi(G) + \chi(\overline{G}) \leq n + 1$

Demostraciones:

1. $\alpha(G) = \omega(\overline{G})$

Por definición, ya que los conjuntos independientes maximales de G son cliques de \overline{G} . □

Demostraciones:

1. $\alpha(G) = \omega(\overline{G})$

Por definición, ya que los conjuntos independientes maximales de G son cliques de \overline{G} . □

2. $\chi(G) \geq \omega(G)$

Los vértices de una clique tienen que usar colores distintos, ya que son adyacentes dos a dos. □

Demostraciones:

1. $\alpha(G) = \omega(\overline{G})$

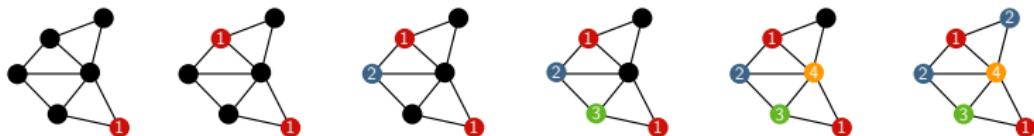
Por definición, ya que los conjuntos independientes maximales de G son cliques de \overline{G} . □

2. $\chi(G) \geq \omega(G)$

Los vértices de una clique tienen que usar colores distintos, ya que son adyacentes dos a dos. □

3. $\chi(G) \leq \Delta(G) + 1$

Pintando secuencialmente los vértices con el mínimo color no utilizado por un vecino ya pintado, obtenemos un colooreo válido (no siempre óptimo) con a lo sumo $\Delta(G) + 1$ colores. □



Ej: El colooreo obtenido usa 4 colores, $\Delta(G) + 1 = 6$ y $\chi(G) = 3$.

Demostraciones:

4. $\chi(G)\alpha(G) \geq n$

Tomemos un colooreo óptimo de G , y llamemos V_i al conjunto de vértices coloreados con i , para $i = 1, \dots, \chi(G)$. Como cada V_i es un conjunto independiente, $|V_i| \leq \alpha(G)$.

Entonces $n = \sum_{i=1}^{\chi(G)} |V_i| \leq \chi(G)\alpha(G)$.

□

Demostraciones:

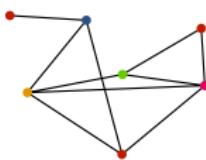
4. $\chi(G)\alpha(G) \geq n$

Tomemos un colooreo óptimo de G , y llamemos V_i al conjunto de vértices coloreados con i , para $i = 1, \dots, \chi(G)$. Como cada V_i es un conjunto independiente, $|V_i| \leq \alpha(G)$.

Entonces $n = \sum_{i=1}^{\chi(G)} |V_i| \leq \chi(G)\alpha(G)$. □

5. $\chi(G) + \alpha(G) \leq n + 1$

Sea W un conjunto independiente máximo de G . Si pintamos los vértices de W de un color y los de $V - W$ de otros colores diferentes entre si, obtenemos un colooreo válido de G con $1 + n - \alpha(G)$ colores. Luego $\chi(G) \leq n + 1 - \alpha(G)$. □



Ej: $\alpha(G) = 3$, el colooreo obtenido usa $n + 1 - \alpha(G) = 5$ colores, y $\chi(G) = 3$.

Demostraciones:

6. $\chi(G) + \chi(\overline{G}) \leq n + 1$

Por inducción. Si G es trivial, $\chi(G) + \chi(\overline{G}) = 1 + 1 = n + 1$.

Si $n \geq 2$, sea $v \in V(G)$. Tenemos dos casos para $G - v$:

- (1) $\chi(G - v) = \chi(G)$
- (2) $\chi(G - v) = \chi(G) - 1$.

Y dos casos para $\overline{G - v} = \overline{G} - v$:

- (a) $\chi(\overline{G - v}) = \chi(\overline{G})$
- (b) $\chi(\overline{G - v}) = \chi(\overline{G}) - 1$.

Por hipótesis inductiva, $\chi(G - v) + \chi(\overline{G - v}) \leq (n - 1) + 1$, luego la propiedad para G vale en los casos 1a, 1b y 2a. Supongamos que se da el caso 2b. Si $d_G(v) < \chi(G - v)$ entonces $\chi(G) = \chi(G - v)$. Luego $d_G(v) \geq \chi(G - v) = \chi(G) - 1$. Análogamente, $d_{\overline{G}}(v) \geq \chi(\overline{G}) - 1$.

Por lo tanto, $n - 1 = d_G(v) + d_{\overline{G}}(v) \geq \chi(G) - 1 + \chi(\overline{G}) - 1$, entonces $\chi(G) + \chi(\overline{G}) \leq n + 1$. □

Teorema de Brooks

Teorema de Brooks (1941)

Sea G un grafo conexo. Entonces G es $\Delta(G)$ -coloreable, salvo que:

1. $\Delta(G) \neq 2$, y G es un completo de tamaño $\Delta(G) + 1$, or
2. $\Delta(G) = 2$, y G es un ciclo impar.

Grado máximo vs. numero cromático

- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) = \Delta(G)$?

Grado máximo vs. numero cromático

- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) = \Delta(G)$?
- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) < \Delta(G)$?

Grado máximo vs. numero cromático

- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) = \Delta(G)$?
- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) < \Delta(G)$?
- ¿Cuán grande puede ser la diferencia entre estos dos parámetros?

Cotas inferiores para $\chi(G)$

- Si H es un subgrafo de G entonces $\chi(H) \leq \chi(G)$.

Cotas inferiores para $\chi(G)$

- Si H es un subgrafo de G entonces $\chi(H) \leq \chi(G)$.
- Ya probamos que para cualquier grafo G , $\chi(G) \geq \omega(G)$.

Cotas inferiores para $\chi(G)$

- Si H es un subgrafo de G entonces $\chi(H) \leq \chi(G)$.
- Ya probamos que para cualquier grafo G , $\chi(G) \geq \omega(G)$.
- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) > \omega(G)$?

Cotas inferiores para $\chi(G)$

- Si H es un subgrafo de G entonces $\chi(H) \leq \chi(G)$.
- Ya probamos que para cualquier grafo G , $\chi(G) \geq \omega(G)$.
- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) > \omega(G)$?
- ¿Cuán grande puede ser la diferencia entre estos dos parámetros?

Cotas inferiores para $\chi(G)$

- Si H es un subgrafo de G entonces $\chi(H) \leq \chi(G)$.
- Ya probamos que para cualquier grafo G , $\chi(G) \geq \omega(G)$.
- ¿Existen grafos para los cuales $\chi(G) > \omega(G)$?
- ¿Cuán grande puede ser la diferencia entre estos dos parámetros?
- ¿Qué pasa si $\chi(G) = \omega(G)$?

Grafos de Mycielski (1955)

Definición (por inducción):

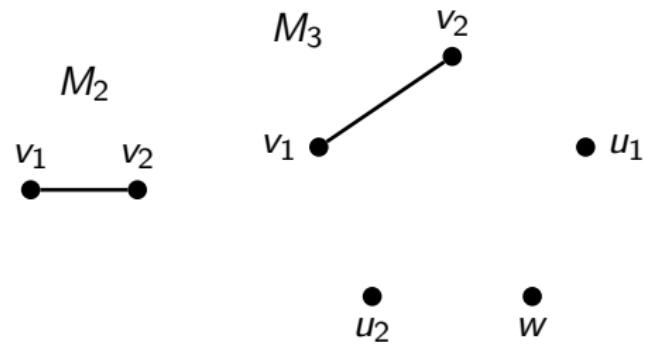
1. $M_1 = K_1$
2. $M_2 = K_2$
3. Para $i \geq 2$, M_{i+1} se construye a partir de M_i de la siguiente forma:
 - Si M_i tiene p vértices, v_1, \dots, v_p , M_{i+1} tendrá $2p + 1$ vértices, $v_1, \dots, v_p, u_1, \dots, u_p, w$, donde u_i es copia de v_i .
 - El conjunto de aristas de M_{i+1} tendrá todas las aristas de M_i , las aristas uniendo u_i con los vecinos de v_i en M_i y las aristas uniendo w con cada u_i .

Grafos de Mycielski

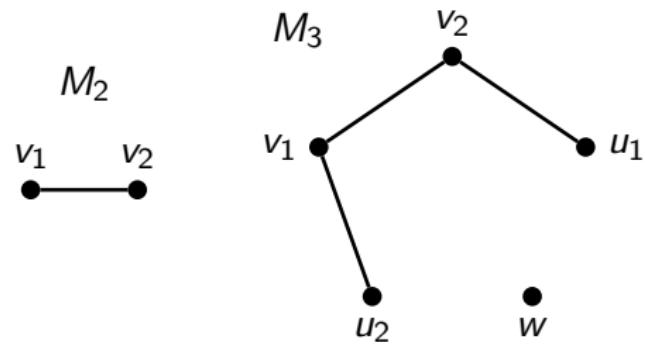
M_2



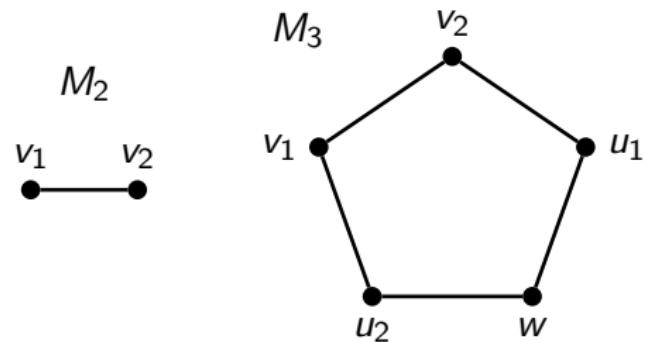
Grafos de Mycielski



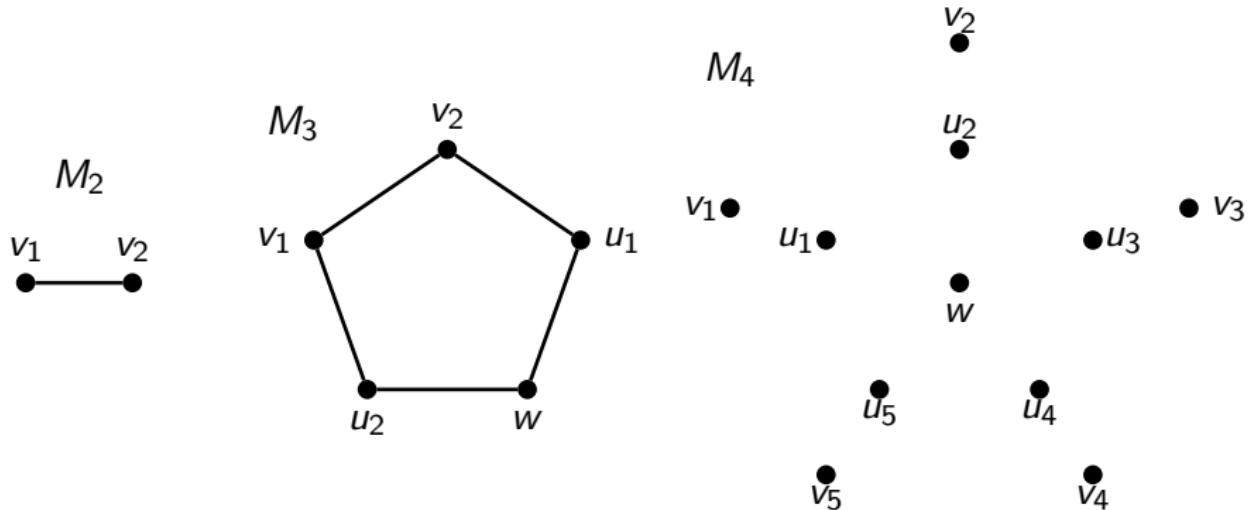
Grafos de Mycielski



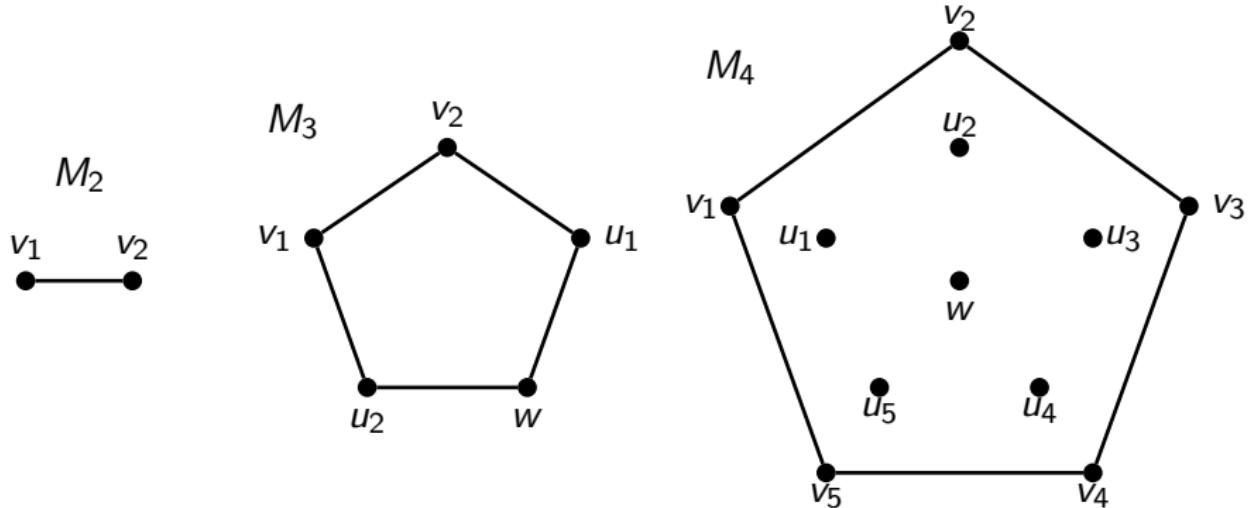
Grafos de Mycielski



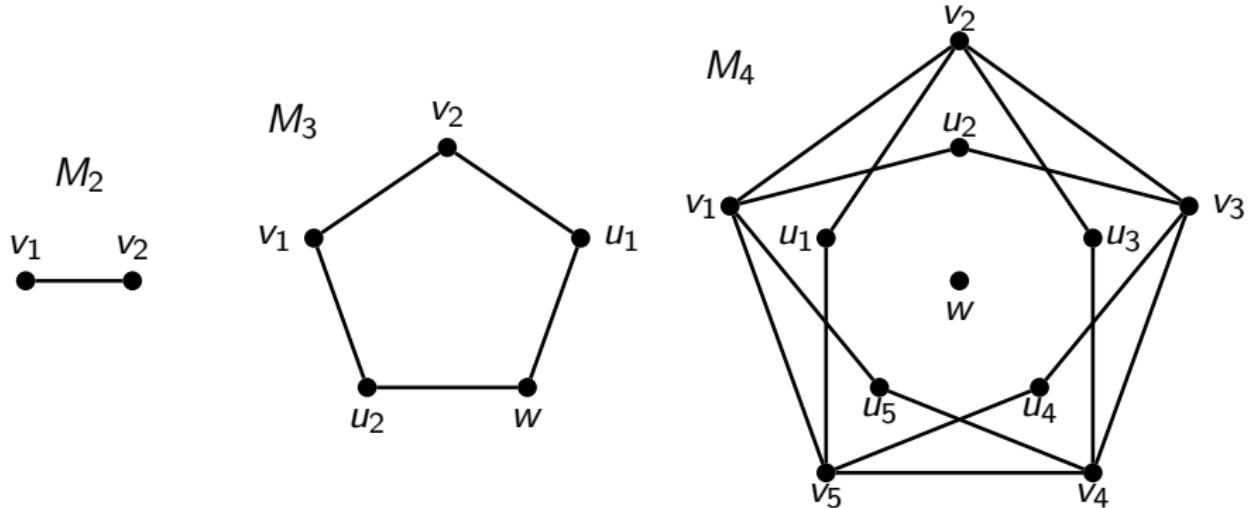
Grafos de Mycielski



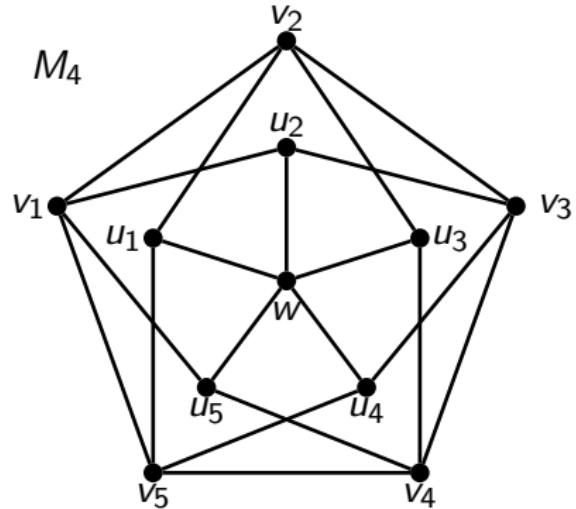
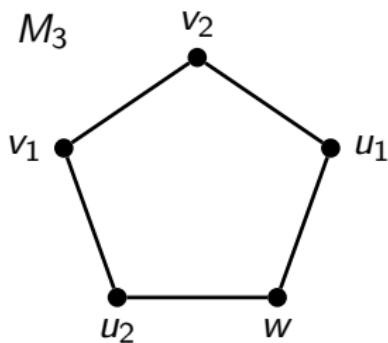
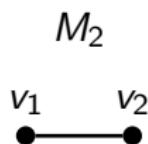
Grafos de Mycielski



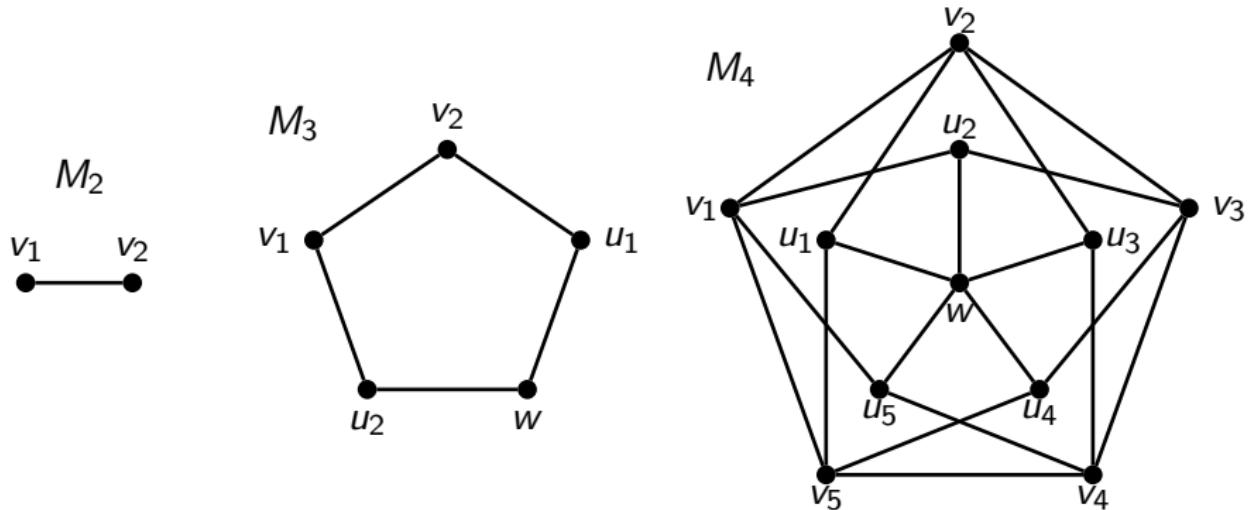
Grafos de Mycielski



Grafos de Mycielski

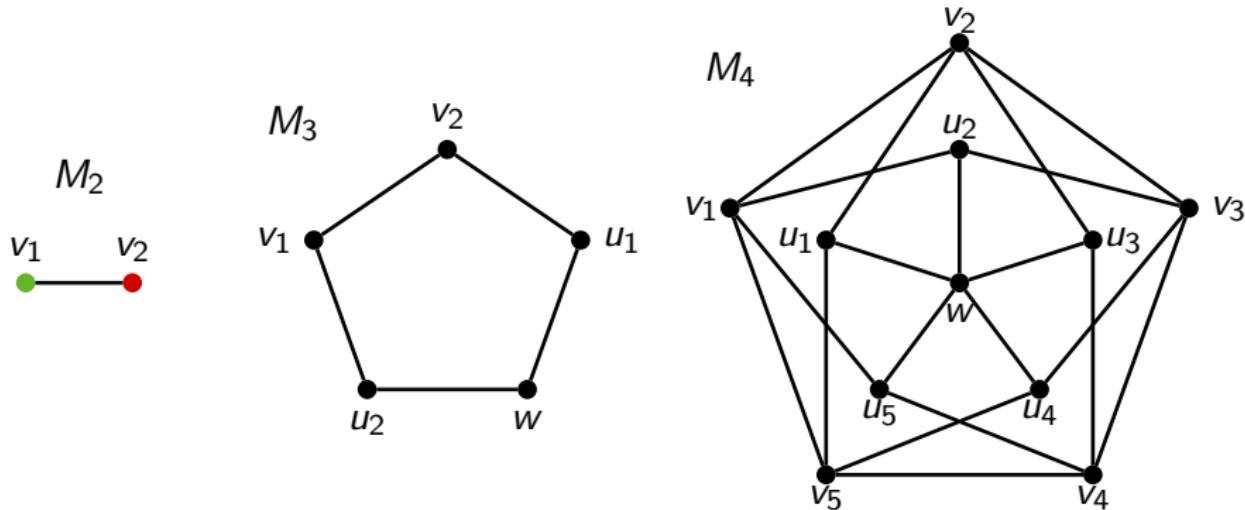


Grafos de Mycielski



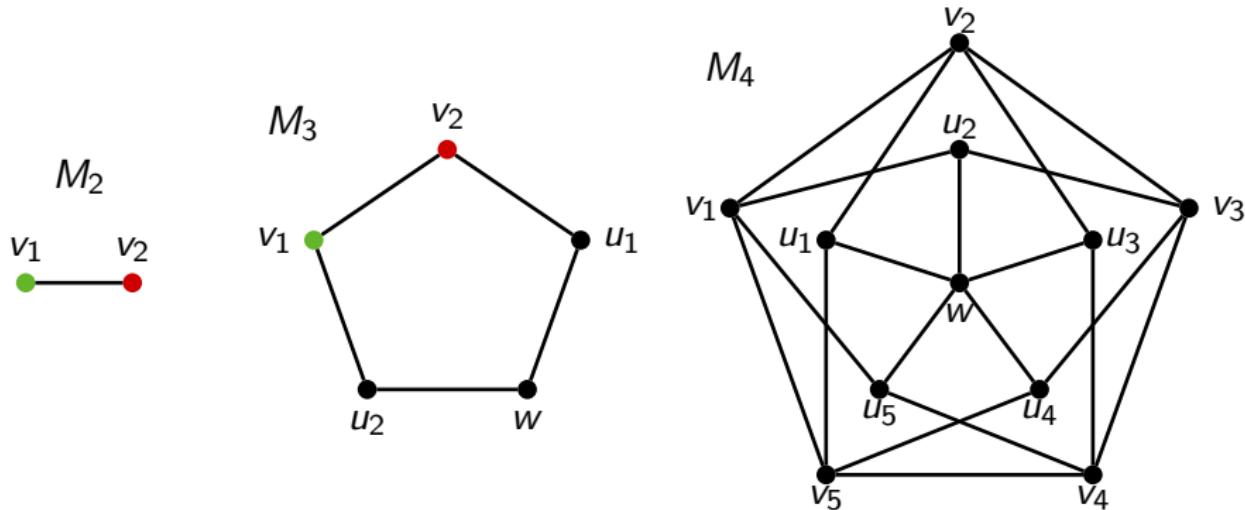
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



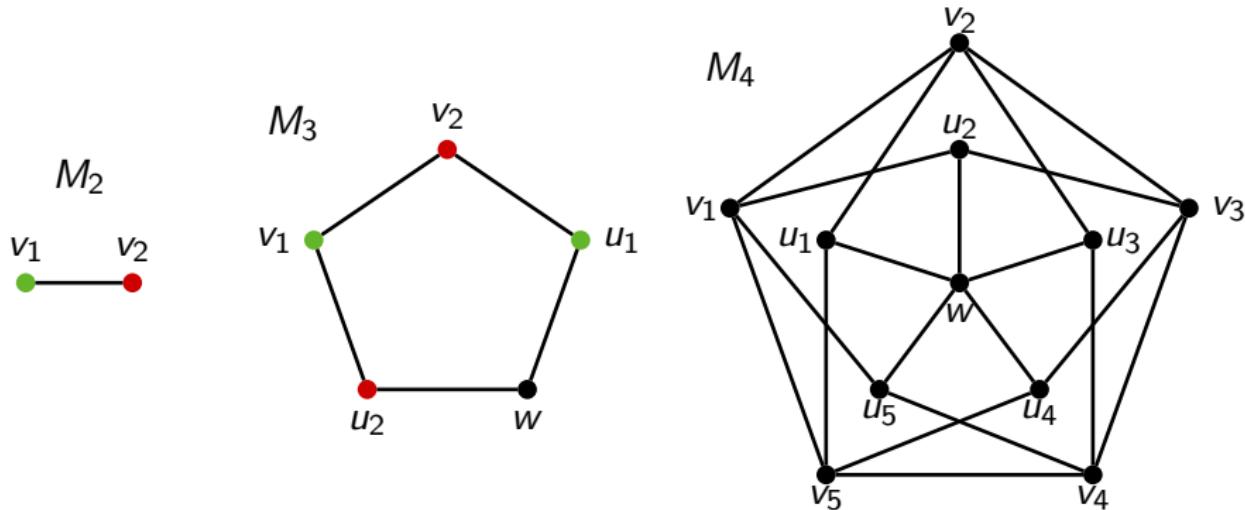
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



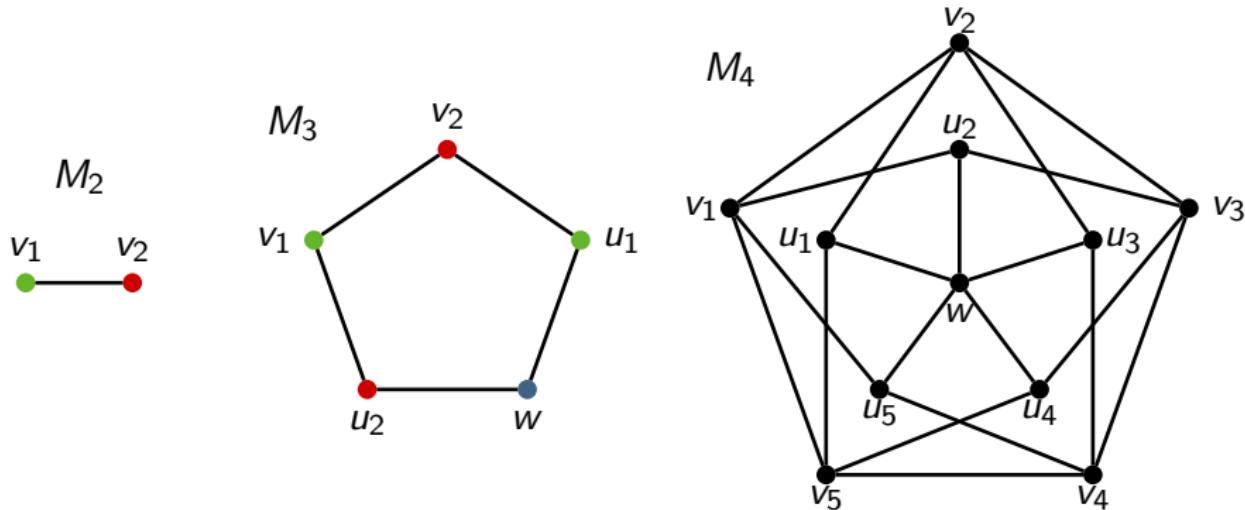
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



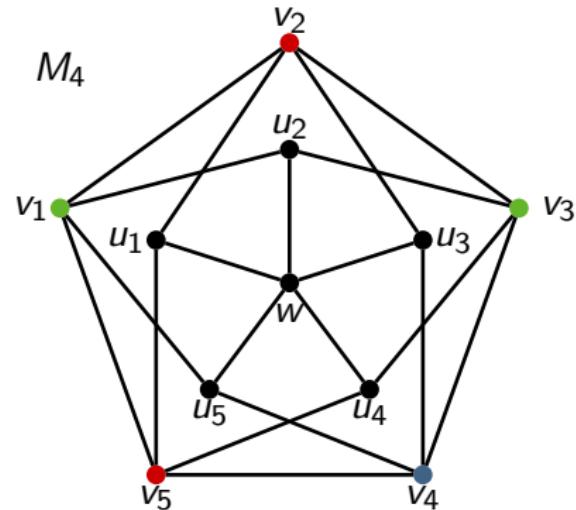
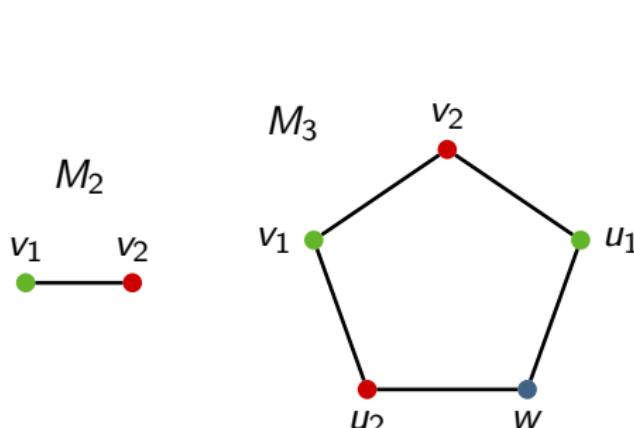
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



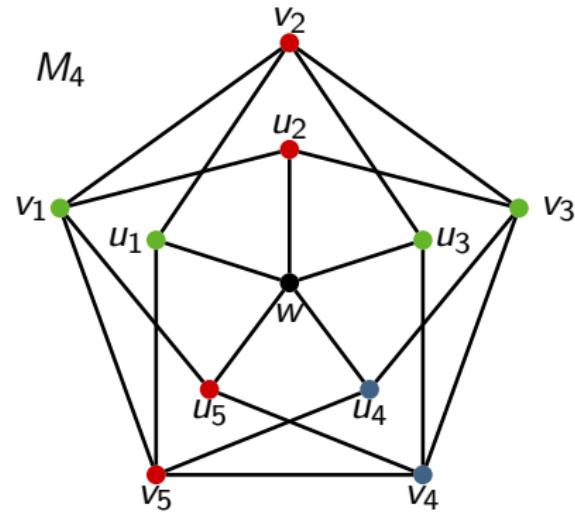
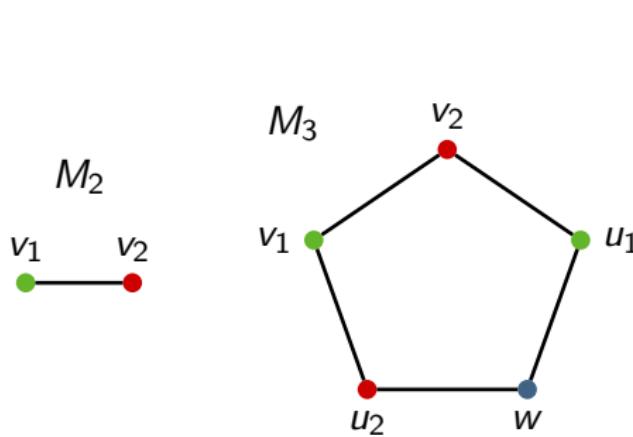
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



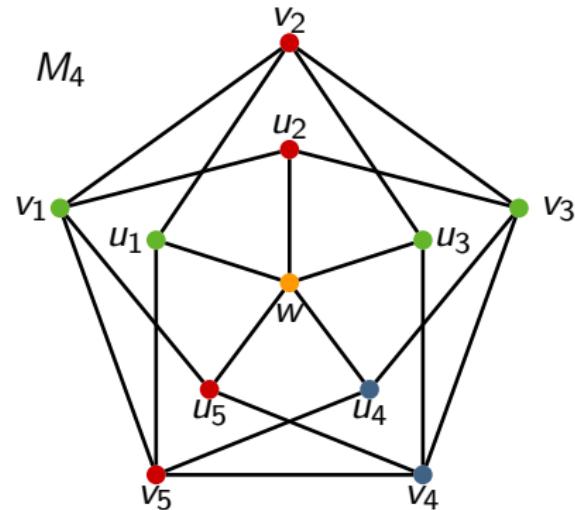
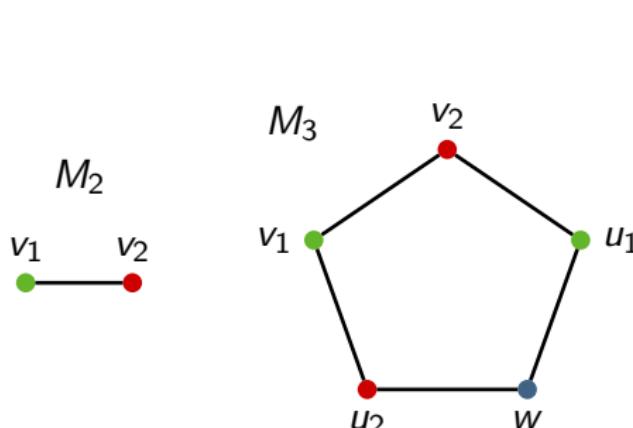
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



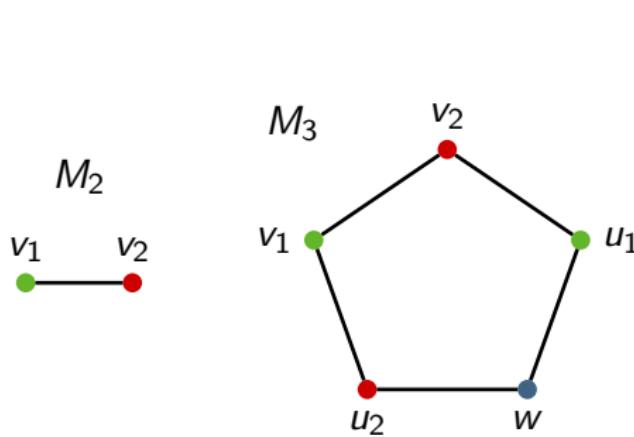
¿Cuál es el número cromático de M_i ?

Grafos de Mycielski



¿Cuál es el número cromático de M_i ?

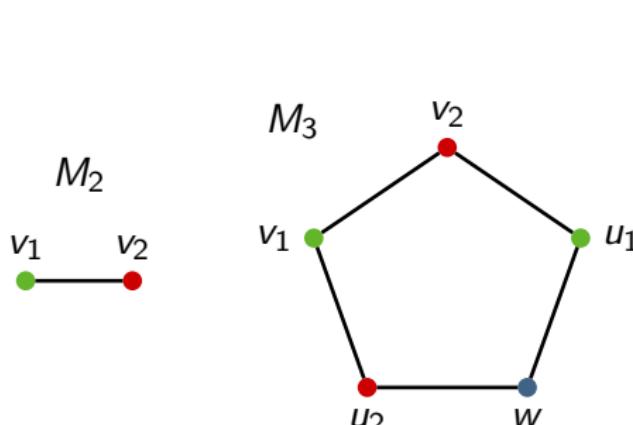
Grafos de Mycielski



¿Cuál es el número cromático de M_i ?

$$\chi(M_i) = i$$

Grafos de Mycielski

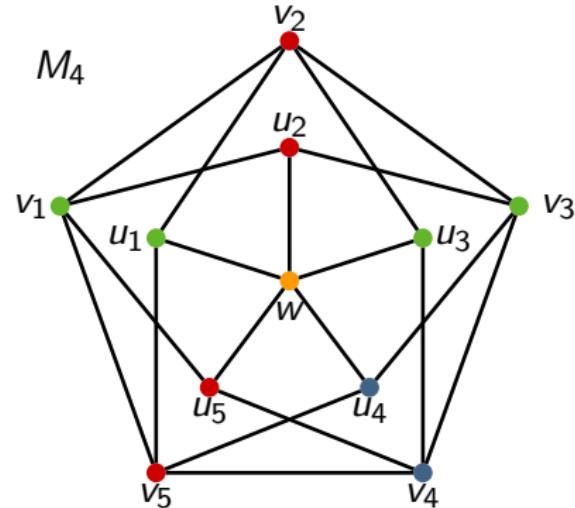
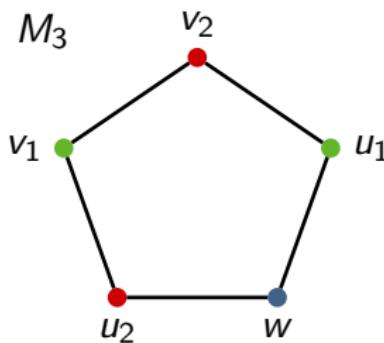
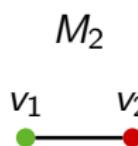


¿Cuál es el número cromático de M_i ?

$$\chi(M_i) = i$$

¿Cuál es la clique máxima de M_i ?

Grafos de Mycielski



¿Cuál es el número cromático de M_i ?

$$\chi(M_i) = i$$

¿Cuál es la clique máxima de M_i ?

$$\omega(M_i) = 2$$

Algoritmos para coloreo de grafos

- Problema “**difícil**”, computacionalmente no resuelto.
- No se conocen algoritmos polinomiales para calcular $\chi(G)$ dado un grafo general G .

Algoritmos para coloreo de grafos

- Problema “**difícil**”, computacionalmente no resuelto.
- **No se conocen** algoritmos polinomiales para calcular $\chi(G)$ dado un grafo general G .
- Existen muchos enfoques algorítmicos para este problema:
 - Heurísticas y metaheurísticas.
 - Algoritmos basados en backtracking (por ejemplo: DSATUR, Brelaz, 1979).
 - Algoritmos exactos basados en programación lineal entera.

Grafos perfectos



Definición (Berge, 1961). Un grafo es **perfecto** si $\chi(H) = \omega(H)$ para todo **subgrafo inducido** H de G .

Grafos perfectos



Definición (Berge, 1961). Un grafo es **perfecto** si $\chi(H) = \omega(H)$ para todo **subgrafo inducido** H de G .

- Los **grafos bipartitos** son perfectos.
- Los **grafos de intervalos** son perfectos.
- Los **grafos triangulados** (que no contienen C_k con $k \geq 4$ como subgrafo inducido) son perfectos,

Grafos perfectos



Definición (Berge, 1961). Un grafo es **perfecto** si $\chi(H) = \omega(H)$ para todo **subgrafo inducido** H de G .

- Los **grafos bipartitos** son perfectos.
- Los **grafos de intervalos** son perfectos.
- Los **grafos triangulados** (que no contienen C_k con $k \geq 4$ como subgrafo inducido) son perfectos, etc.

Grafos perfectos



Teorema de los grafos perfectos (Lovász, 1972). Un grafo es perfecto si y sólo si su complemento es perfecto.

Grafos perfectos



Teorema (Grötschel, Lovász y Schrijver, 1981). Existe un algoritmo polinomial para determinar $\chi(G)$ si G es perfecto.

Grafos perfectos

Conjetura fuerte de los grafos perfectos (Berge, 1961). Un grafo es perfecto **si y sólo si** no tiene ciclos impares ni complementos de ciclos impares como subgrafos inducidos.

Grafos perfectos

Conjetura fuerte de los grafos perfectos (Berge, 1961). Un grafo es perfecto **si y sólo si** no tiene ciclos impares ni complementos de ciclos impares como subgrafos inducidos.



Demostrado en **2002** por **Chudnovsky, Robertson, Seymour y Thomas**, y conocido como **el teorema fuerte de los grafos perfectos**.

Algoritmo secuencial (S)

Algoritmo. Dado un orden v_1, \dots, v_n de V , asignar en el paso i el menor color posible en \mathbb{N} a v_i , para $i = 1, \dots, n$.

Algoritmo secuencial (S)

Algoritmo. Dado un orden v_1, \dots, v_n de V , asignar en el paso i el menor color posible en \mathbb{N} a v_i , para $i = 1, \dots, n$.

- ¿Es importante el orden entre los vértices?

Algoritmo secuencial (S)

Algoritmo. Dado un orden v_1, \dots, v_n de V , asignar en el paso i el menor color posible en \mathbb{N} a v_i , para $i = 1, \dots, n$.

- ¿Es importante el orden entre los vértices?

Definición. $u_S(G, v_1, v_2, \dots, v_n) = \max_{1 \leq i \leq n} \min\{i, d(v_i) + 1\}$.

Proposición. Si $\chi_S(G)$ es el número de colores usado por el algoritmo secuencial para colorear G cuando los vértices son considerados en el orden v_1, \dots, v_n , entonces

$$\chi(G) \leq \chi_S(G) \leq u_S(G, v_1, v_2, \dots, v_n).$$

Algoritmo secuencial (S)

Proposición. Si G_i es el grafo inducido por v_1, \dots, v_i , entonces

$$u'_S(G, v_1, v_2, \dots, v_n) = 1 + \max_{1 \leq i \leq n} \{d_{G_i}(v_i)\}.$$

Algoritmo secuencial (S)

Proposición. Si G_i es el grafo inducido por v_1, \dots, v_i , entonces

$$u'_S(G, v_1, v_2, \dots, v_n) = 1 + \max_{1 \leq i \leq n} \{d_{G_i}(v_i)\}.$$

Ejercicio. $u'_S(G) \leq u_S(G)$ para cualquier orden de los vértices.

Algoritmo secuencial (LFS)

Orden Largest First (LF): Los vértices son ordenados de **mayor grado a menor grado**, $d(u_1) \geq d(u_2) \geq \dots \geq d(u_n)$.

Algoritmo secuencial (LFS)

Orden Largest First (LF): Los vértices son ordenados de **mayor grado a menor grado**, $d(u_1) \geq d(u_2) \geq \dots \geq d(u_n)$.

Proposición. Si $u_{LF}(G) = u_S(G, u_1, u_2, \dots, u_n)$ donde u_1, u_2, \dots, u_n están ordenados según LF. Entonces

$$u_{LF}(G) \leq \min u_S(G, v_1, v_2, \dots, v_n),$$

donde el mínimo está tomado sobre todos los ordenes posibles, v_1, \dots, v_n .

Algoritmo secuencial (LFS)

Orden Largest First (LF): Los vértices son ordenados de **mayor grado a menor grado**, $d(u_1) \geq d(u_2) \geq \dots \geq d(u_n)$.

Proposición. Si $u_{LF}(G) = u_S(G, u_1, u_2, \dots, u_n)$ donde u_1, u_2, \dots, u_n están ordenados según LF. Entonces

$$u_{LF}(G) \leq \min u_S(G, v_1, v_2, \dots, v_n),$$

donde el mínimo está tomado sobre todos los ordenes posibles, v_1, \dots, v_n .

¿Esto implica que siempre el algoritmo secuencial da un resultado mejor si se usa LF?

Algoritmo secuencial (SLS)

Orden Smallest Last (SL):

1. Poner como v_n el vértice de mínimo grado de G .
2. Para $i = n - 1, \dots, 1$ poner como v_i el vértice de grado mínimo en el subgrafo de G inducido por $V \setminus \{v_n, v_{n-1}, \dots, v_{i+1}\}$.

Algoritmo secuencial (SLS)

Orden Smallest Last (SL):

1. Poner como v_n el vértice de mínimo grado de G .
2. Para $i = n - 1, \dots, 1$ poner como v_i el vértice de grado mínimo en el subgrafo de G inducido por $V \setminus \{v_n, v_{n-1}, \dots, v_{i+1}\}$.

Definimos

$$u_{SL}(G) = 1 + \max_{1 \leq i \leq n} \min_{1 \leq j \leq i} \{d_{G_i}(v_j)\}$$

donde $d_{G_i}(v_j)$ es el grado del vértice v_j en el grafo inducido por $V \setminus \{v_n, v_{n-1}, \dots, v_{i+1}\}$.

Algoritmo secuencial - Cotas

Se puede demostrar (ejercicio) que:

- $\chi_{SL}(G) \leq u_{SL}(G)$.
- $u_{SL}(G) \leq u_{LF}(G)$.
- SLS colorea un grafo planar con 6 colores o menos.

Algoritmo secuencial con intercambio (SI)

- Si existen p y q dos colores utilizados en el colooreo parcial, tal que en todas las componentes conexas de H_{pq} los vértices adyacentes a v_i tienen el mismo color, podemos intercambiar los colores p y q en las componentes de H_{pq} con vértices adyacentes a v_i con color p .
- De esta manera, obtendremos un colooreo parcial de G con el color p no utilizado en la vecindad de v_i .
- Este procedimiento se llama (p, q) -intercambio.

Algoritmo secuencial con intercambio (SI)

$f(v_1) := 1, \quad k := 1$

para $i = 2, 3, \dots, n$ **hacer**

$g := \min\{h/h \geq 1 \text{ y}$

$f(v_j) \neq h \quad \forall (v_j, v_i) \in E, \quad 1 \leq j \leq i - 1\}$

si $g \leq k$ **entonces**

$f(v_i) := g$

sino

si existen $1 \leq p < q \leq k$, tales que

 un p, q -intercambio libera p **entonces**

 realizar el p, q -intercambio

$f(v_i) := p$

sino

$f(v_i) := g, \quad k := k + 1$

Algoritmo secuencial con intercambio (SI)

¿Es siempre mejor el algoritmo SI que el algoritmo S?

Algoritmo secuencial con intercambio (SI)

¿Es siempre mejor el algoritmo SI que el algoritmo S?

No, generando grafos al azar se han encontrado algunos ejemplos complicados donde SI usa más colores que S.

Se puede demostrar que:

- SI colorea un grafo bipartito con 2 colores (ejercicio).
- SI con el ordenamiento SL colorea un grafo planar con 5 colores como máximo.

Algoritmo secuencial con backtracking (exacto)

- v_1, v_2, \dots, v_n ordenamiento de los vértices de G .
- $U_i = \text{conjunto de colores posibles para el vértice } v_i, \text{ una vez que han sido coloreados } v_1, v_2, \dots, v_{i-1}$.
- Si l_{i-1} es el máximo color usado para v_1, \dots, v_{i-1} y sólo buscamos colores óptimos, evitando colores equivalentes, $\forall j \in U_i$ se verifica que:
 - j no es color asignado a un vecino de v_i ya coloreado
 - $j \leq \min\{i, d(v_i) + 1\}$
 - $1 \leq j \leq l_{i-1} + 1$
 - si ya se encontró un colooreo del grafo con q colores entonces $j \leq q - 1$

Algoritmo secuencial con backtracking (exacto)

- Con estas restricciones se hace una búsqueda completa. En el árbol de búsqueda se abre una rama a partir de cada vértice (correspondiente a un colooreo de v_1, \dots, v_{i-1}), para cada elemento de U_i .
- Se avanza por las ramas coloreando los siguientes vértices hasta que ocurre alguna de las siguientes situaciones:
 1. se llegó a un vértice con $U_i = \emptyset$: a partir de esta situación se hace *backtracking* a partir de v_{i-1} .
 2. se coloreó v_n : se encontró un nuevo colooreo del grafo, hay que actualizar q y hacer *backtracking*.

Algoritmo secuencial con backtracking (exacto)

- q : cantidad de colores usados en la mejor solución encontrada hasta el momento.
- k : vértice siendo considerado.
- l : cantidad de colores utilizados en la solución parcial actual.
- l_k : l para el vértice v_k .
- $cotalnf$: cota inferior para el número cromático del grafo.

Algoritmo secuencial con backtracking (exacto)

$f(v_1) := 1$, $q := n + 1$, $k := 1$, $l := 1$

avanzar := VERDADERO

repetir

si *avanzar*

$k := k + 1$, $l_k := l$, determinar U_k

si $U_k = \emptyset$

avanzar := FALSO, $k := k - 1$, $l := l_k$

sino

$j := \min U_k$, $U_k := U_k \setminus \{j\}$, $f(v_k) := j$

si $j > l$ **entonces** $l := l + 1$

si $k < n$ **entonces** *avanzar* := VERDADERO

sino

 almacenar la nueva solución

 encontrar el menor i tal que $f(v_i) = l$

 borrar $l, l+1, \dots, q-1$ de U_1, \dots, U_{i-1}

$q := l$, $l := q - 1$, $k := i - 1$

avanzar := FALSO

hasta $k = 1$ **o** $q = cotaInf$

Algoritmo conexión-contracción (exacto)

- Consideremos un grafo G con dos vértices no adyacentes a y b . La conexión G_1 se obtiene agregando la arista ab . La contracción G_2 se obtiene contrayendo $\{a, b\}$ en un solo vértice $c(a, b)$ que es vecino de $N(a) \cup N(b)$.

Algoritmo conexión-contracción (exacto)

- Consideremos un grafo G con dos vértices no adyacentes a y b . La conexión G_1 se obtiene agregando la arista ab . La contracción G_2 se obtiene contrayendo $\{a, b\}$ en un solo vértice $c(a, b)$ que es vecino de $N(a) \cup N(b)$.
- Un colooreo de G en el cual a y b usan distintos colores es un colooreo de G_1 , y viceversa. Un colooreo de G en el cual a y b usan el mismo color da lugar a un colooreo de G_2 , y viceversa.

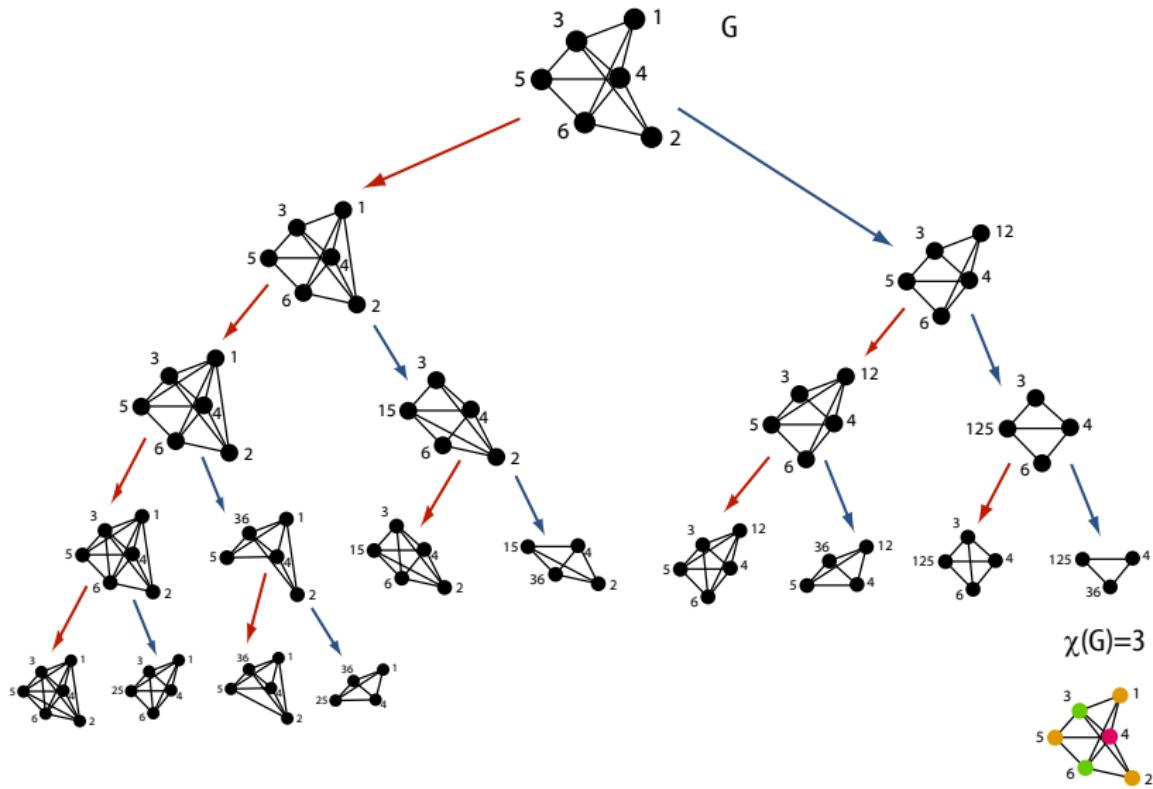
Algoritmo conexión-contracción (exacto)

- Consideremos un grafo G con dos vértices no adyacentes a y b . La conexión G_1 se obtiene agregando la arista ab . La contracción G_2 se obtiene contrayendo $\{a, b\}$ en un solo vértice $c(a, b)$ que es vecino de $N(a) \cup N(b)$.
- Un colooreo de G en el cual a y b usan distintos colores es un colooreo de G_1 , y viceversa. Un colooreo de G en el cual a y b usan el mismo color da lugar a un colooreo de G_2 , y viceversa.
- Entonces, $\chi(G) = \min\{\chi(G_1), \chi(G_2)\}$.

Algoritmo conexión-contracción (exacto)

- Consideremos un grafo G con dos vértices no adyacentes a y b . La conexión G_1 se obtiene agregando la arista ab . La contracción G_2 se obtiene contrayendo $\{a, b\}$ en un solo vértice $c(a, b)$ que es vecino de $N(a) \cup N(b)$.
- Un colooreo de G en el cual a y b usan distintos colores es un colooreo de G_1 , y viceversa. Un colooreo de G en el cual a y b usan el mismo color da lugar a un colooreo de G_2 , y viceversa.
- Entonces, $\chi(G) = \min\{\chi(G_1), \chi(G_2)\}$.
- Si repetimos las operaciones en cada grafo generado hasta que los grafos resultantes sean completos, $\chi(G)$ es el tamaño del menor completo obtenido.

Ejemplo



Polinomio cromático

El **polinomio cromático** de un grafo G es una función $P_G(k)$ que para cada entero k da el número posible de k -coloreos de G .

- ¿Por qué esa función es un polinomio?

Polinomio cromático

El **polinomio cromático** de un grafo G es una función $P_G(k)$ que para cada entero k da el número posible de k -coloreos de G .

- ¿Por qué esa función es un polinomio?
- **Ejemplo 1:** Si G es un árbol de n vértices, entonces:

$$P_G(k) = k(k - 1)^{n-1}$$

Polinomio cromático

El **polinomio cromático** de un grafo G es una función $P_G(k)$ que para cada entero k da el número posible de k -coloreos de G .

- ¿Por qué esa función es un polinomio?
- **Ejemplo 1:** Si G es un árbol de n vértices, entonces:

$$P_G(k) = k(k - 1)^{n-1}$$

- **Ejemplo 2:** Si G es K_n , entonces:

$$P_G(k) = k(k - 1)(k - 2) \dots (k - n + 1)$$

Polinomio cromático

Propiedad

$P_G(k) = P_{G_1}(k) + P_{G_2}(k)$, donde G_1 y G_2 son los grafos definidos en el algoritmo de conexión-contracción.

Polinomio cromático

Propiedad

$P_G(k) = P_{G_1}(k) + P_{G_2}(k)$, donde G_1 y G_2 son los grafos definidos en el algoritmo de conexión-contracción.

Corolario

$P_G(k)$ es un polinomio.

Polinomio cromático

Propiedad

$P_G(k) = P_{G_1}(k) + P_{G_2}(k)$, donde G_1 y G_2 son los grafos definidos en el algoritmo de conexión-contracción.

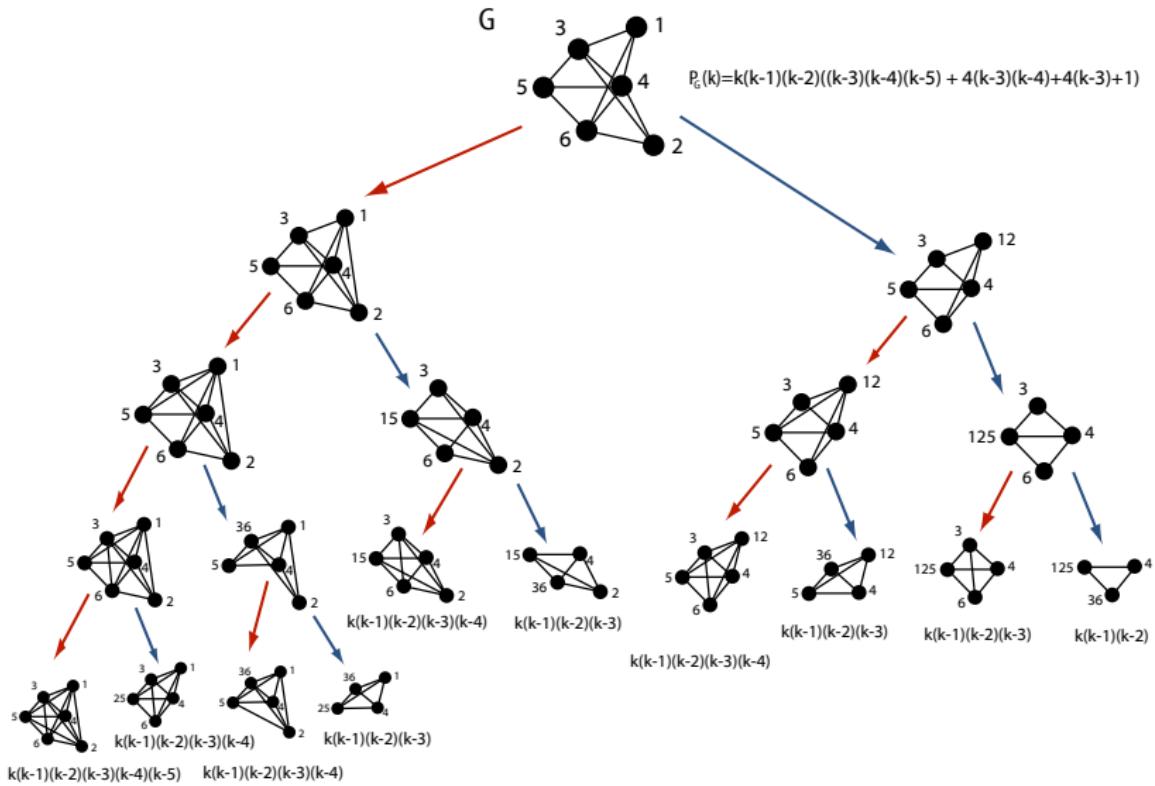
Corolario

$P_G(k)$ es un polinomio.

Ejercicio: Probar que el polinomio cromático de un ciclo C_n es

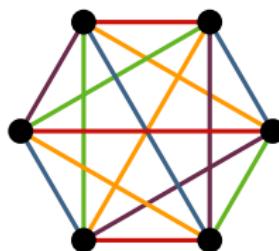
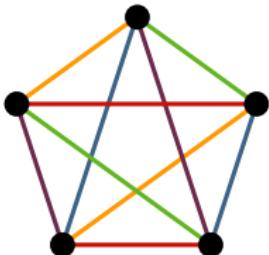
$$P_{C_n}(k) = (k - 1)^n + (-1)^n(k - 1)$$

Ejemplo



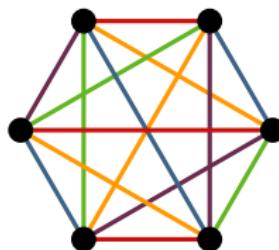
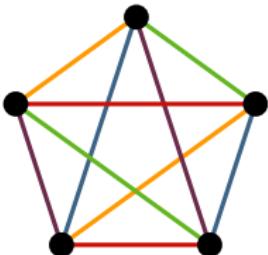
Coloreo de aristas e índice cromático

- Un **coloreo de las aristas** de un grafo G es una asignación de colores a las mismas en la cual dos aristas que tienen un vértice en común no tengan el mismo color.



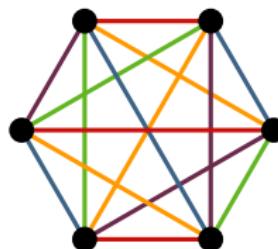
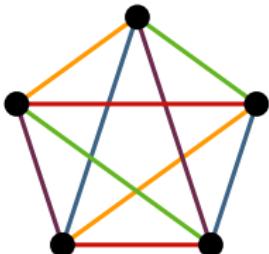
Coloreo de aristas e índice cromático

- Un **coloreo de las aristas** de un grafo G es una asignación de colores a las mismas en la cual dos aristas que tienen un vértice en común no tengan el mismo color.
- El **índice cromático** $\chi'(G)$ de un grafo G es el menor número de colores necesarios para colorear las aristas de G .



Coloreo de aristas e índice cromático

- Un **coloreo de las aristas** de un grafo G es una asignación de colores a las mismas en la cual dos aristas que tienen un vértice en común no tengan el mismo color.
- El **índice cromático** $\chi'(G)$ de un grafo G es el menor número de colores necesarios para colorear las aristas de G .
- Claramente, $\chi'(G) \geq \Delta(G)$.



Índice cromático

Propiedad

- $\chi'(K_n) = n - 1 = \Delta(K_n)$, si n es par
- $\chi'(K_n) = n = \Delta(K_n) + 1$, si n es impar

Índice cromático

Propiedad

- $\chi'(K_n) = n - 1 = \Delta(K_n)$, si n es par
- $\chi'(K_n) = n = \Delta(K_n) + 1$, si n es impar

Demo: A lo sumo $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ aristas pueden usar el mismo color, por lo tanto $\chi'(G)|\lfloor \frac{n}{2} \rfloor| \geq m$. Como $m_{K_n} = \frac{n(n-1)}{2}$, para n impar $\chi'(K_n) \geq n$ y para n par $\chi'(K_n) \geq n - 1$.

Índice cromático

Propiedad

- $\chi'(K_n) = n - 1 = \Delta(K_n)$, si n es par
- $\chi'(K_n) = n = \Delta(K_n) + 1$, si n es impar

Demo: A lo sumo $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ aristas pueden usar el mismo color, por lo tanto $\chi'(G)\lfloor \frac{n}{2} \rfloor \geq m$. Como $m_{K_n} = \frac{n(n-1)}{2}$, para n impar $\chi'(K_n) \geq n$ y para n par $\chi'(K_n) \geq n - 1$.

Vamos a construir colores con esa cantidad de colores respectivamente. Para n impar, dibujamos los vértices formando un polígono regular, pintamos un lado de cada color y cada diagonal del color de su lado paralelo.

Índice cromático

Propiedad

- $\chi'(K_n) = n - 1 = \Delta(K_n)$, si n es par
- $\chi'(K_n) = n = \Delta(K_n) + 1$, si n es impar

Demo: A lo sumo $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ aristas pueden usar el mismo color, por lo tanto $\chi'(G)\lfloor \frac{n}{2} \rfloor \geq m$. Como $m_{K_n} = \frac{n(n-1)}{2}$, para n impar $\chi'(K_n) \geq n$ y para n par $\chi'(K_n) \geq n - 1$.

Vamos a construir colores con esa cantidad de colores respectivamente. Para n impar, dibujamos los vértices formando un polígono regular, pintamos un lado de cada color y cada diagonal del color de su lado paralelo. Para n par, sacamos un vértice v y pintamos el grafo K_{n-1} . En el color resultante, cada vértice w es incidente a aristas de todos los colores salvo el color de su lado opuesto, y ese color se asigna a la arista vw (en el dibujo anterior, v es el vértice superior derecho). □

Índice cromático

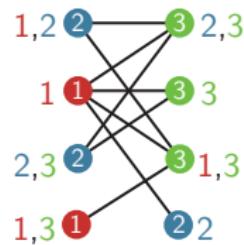
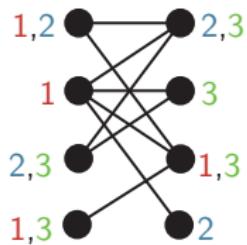
Teorema de Vizing (1964)

Sea G un grafo, entonces

$$\Delta(G) \leq \chi'(G) \leq \Delta(G) + 1.$$

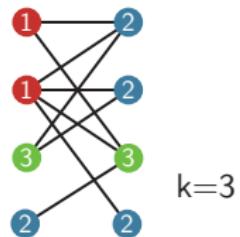
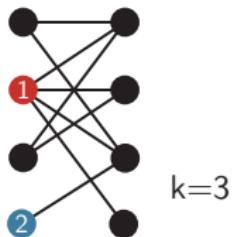
Coloreo por listas

- En lugar de haber un conjunto de colores $1, \dots, k$ disponibles para todos los vértices, cada vértice tiene su propia lista finita de colores admisibles.



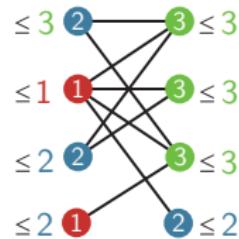
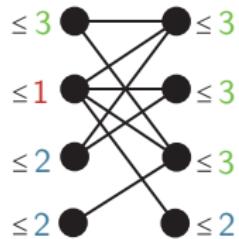
Precoloring Extension

- Consiste en extender un k -coloreo parcial a un k -coloreo total del grafo.



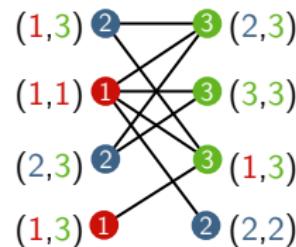
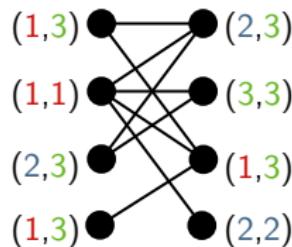
μ -coloreo

- En lugar de una cota k general, cada vértice tiene una cota propia y debe usar un color menor o igual a su cota.

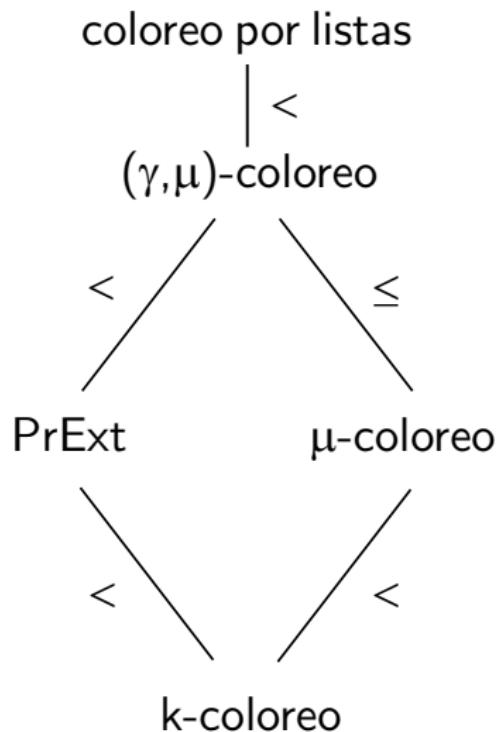


(γ, μ) -coloreo

- Ahora cada vértice tiene tanto una cota superior como inferior.



Jerarquía de problemas de coloreo



Bibliografía

- J.A. Bondy, Short proofs of classical theorems, *Journal of Graph Theory* 44 (2003), 159–165.
- F. Bonomo, G. Durán, and Marenco J., Exploring the complexity boundary between coloring and list-coloring, *Annals of Operations Research* 169(1) (2009), 3–16.
- T.R. Jensen and B. Toft, *Graph Coloring Problems*, Wiley, 1994.
- Zs. Tuza, Graph colorings with local constraints — a survey, *Discussiones Mathematicae. Graph Theory* 17 (1997), 161–228.