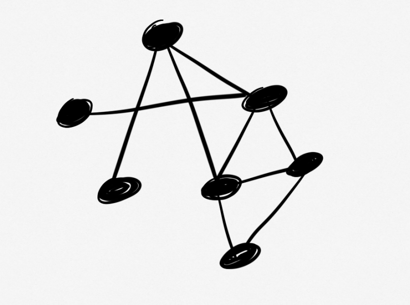
Grafos cordales (clase especial)

Flavia Bonomo

Algoritmos III, 2do. cuatrimestre 2015

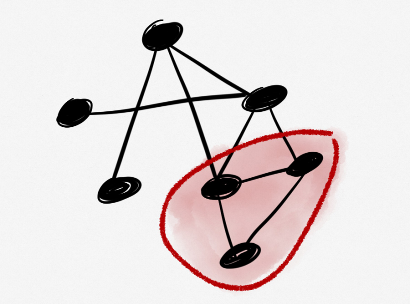
Algunos problemas en grafos

- Clique máxima
- Conjunto independiente máximo
- Coloreo
- Mínimo cubrimiento por cliques
- Conjunto dominante mínimo



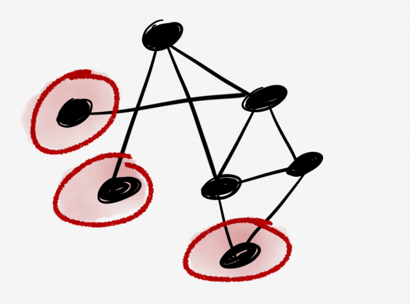
Algunos problemas en grafos

- Clique máxima
- Conjunto independiente máximo
- Coloreo
- Mínimo cubrimiento por cliques
- Conjunto dominante mínimo



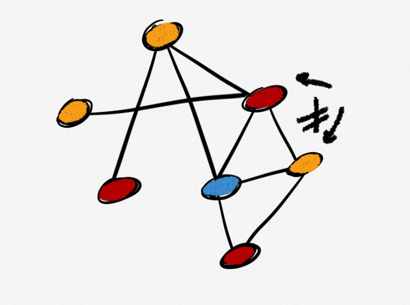
Algunos problemas en grafos

- Clique máxima
- Conjunto independiente máximo
- Coloreo
- Mínimo cubrimiento por cliques
- Conjunto dominante mínimo



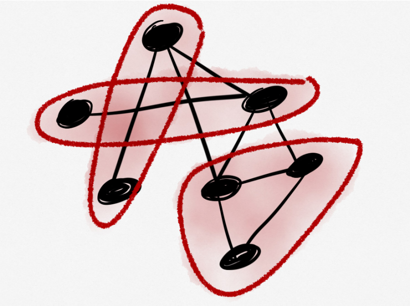
Algunos problemas en grafos

- Clique máxima
- Conjunto independiente máximo
- Coloreo
- Mínimo cubrimiento por cliques
- Conjunto dominante mínimo



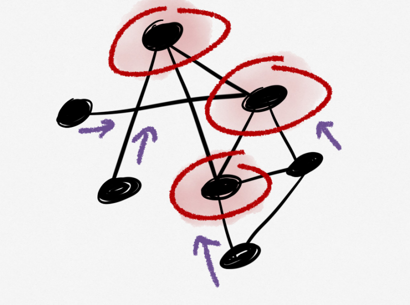
Algunos problemas en grafos

- Clique máxima
- Conjunto independiente máximo
- Coloreo
- Mínimo cubrimiento por cliques
- Conjunto dominante mínimo



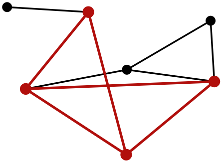
Algunos problemas en grafos

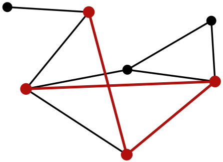
- Clique máxima
- Conjunto independiente máximo
- Coloreo
- Mínimo cubrimiento por cliques
- Conjunto dominante mínimo



Propiedades deseables para una clase de grafos $\mathcal{C}$

- Hereditaria: $G \in \mathcal{C}$ y H subgrafo inducido de G entonces $H \in \mathcal{C}$. $\leftrightsquigarrow$ Existe una caracterización por subgrafos inducidos prohibidos minimales, aunque la familia podría ser infinita.
- Hereditaria por subgrafos: $G \in \mathcal{C}$ y H subgrafo de G entonces $H \in \mathcal{C}$. (A veces es pedir demasiado, todo grafo es subgrafo de una clique suficientemente grande.)





Propiedades deseables para un parámetro φ de un grafo

- Monotonía: H subgrafo inducido de G entonces $\varphi(H) \leq \varphi(G)$ (o $\varphi(H) \geq \varphi(G)$, dependiendo del problema).
- Monotonía en subgrafos: H subgrafo de G entonces $\varphi(H) \leq \varphi(G)$ (o $\varphi(H) \geq \varphi(G)$).
- Monotonía en subgrafos generadores: H subgrafo generador de G ($V(H) = V(G)$) entonces $\varphi(H) \leq \varphi(G)$ (o $\varphi(H) \geq \varphi(G)$).

Problema	Monotonía	M. en subgrafos	M. en subg. gener.
clique	$\leq$	$\leq$	$\leq$
conjunto independiente	$\leq$	x	$\geq$
coloreo	$\leq$	$\leq$	$\leq$
cubrimiento por cliques	$\leq$	x	$\geq$
conjunto dominante	x	x	$\geq$

Conectividad

- La propiedad de ser conexo no es hereditaria (version hereditaria: cliques).

Conectividad

- La propiedad de ser conexo no es hereditaria (version hereditaria: cliques).
- No se puede expresar por subgrafos inducidos prohibidos.

Conectividad

- La propiedad de ser conexo no es hereditaria (version hereditaria: cliques).
- No se puede expresar por subgrafos inducidos prohibidos.
- Todo grafo conexo no trivial admite dos vértices tal que al eliminar alguno de ellos, sigue siendo conexo.

Conectividad

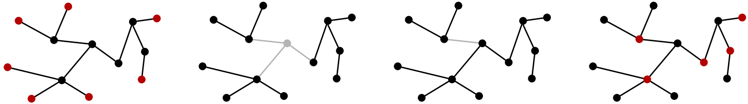
- La propiedad de ser conexo no es hereditaria (version hereditaria: cliques).
- No se puede expresar por subgrafos inducidos prohibidos.
- Todo grafo conexo no trivial admite dos vértices tal que al eliminar alguno de ellos, sigue siendo conexo.
- Muchos de los problemas (especialmente parámetros monótonos) pueden ser resueltos en cada componente conexa.

Conectividad

- La propiedad de ser conexo no es hereditaria (version hereditaria: cliques).
- No se puede expresar por subgrafos inducidos prohibidos.
- Todo grafo conexo no trivial admite dos vértices tal que al eliminar alguno de ellos, sigue siendo conexo.
- Muchos de los problemas (especialmente parámetros monótonos) pueden ser resueltos en cada componente conexa.
- Usualmente entonces se asume conectividad pero no se requiere.

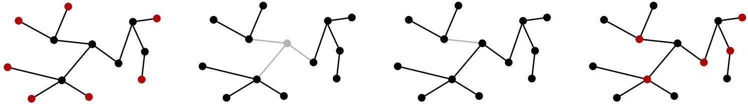
Árboles y bosques

- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. $\leftrightsquigarrow$ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos



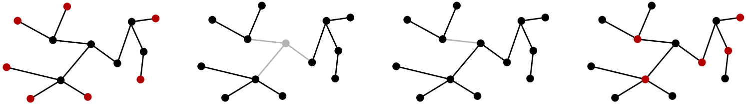
Árboles y bosques

- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. $\leftrightsquigarrow$ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos
- un árbol es un bosque conexo



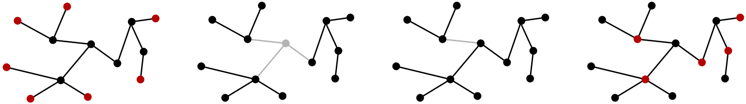
Árboles y bosques

- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. $\leftrightsquigarrow$ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos
- un árbol es un bosque conexo
- todo árbol no trivial tiene al menos dos hojas $\leftrightsquigarrow$ secuencia de desarmado/armado



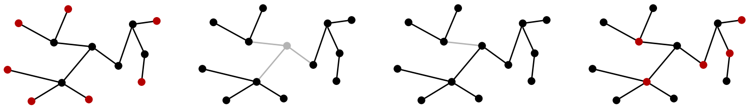
Árboles y bosques

- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. ⇜⇝ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos
- un árbol es un bosque conexo
- todo árbol no trivial tiene al menos dos hojas ⇜⇝ secuencia de desarmado/armado
- todo vértice v que no es una hoja es un punto de corte y descompone el árbol en $d(v)$ partes ⇜⇝ teorema de descomposición/composición



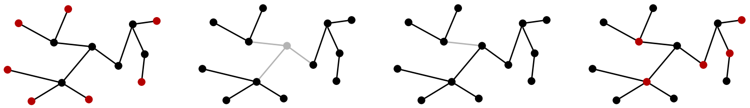
Árboles y bosques

- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. $\leftrightsquigarrow$ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos
- un árbol es un bosque conexo
- todo árbol no trivial tiene al menos dos hojas $\leftrightsquigarrow$ secuencia de desarmado/armado
- todo vértice v que no es una hoja es un punto de corte y descompone el árbol en $d(v)$ partes $\leftrightsquigarrow$ teorema de descomposición/composición
- cada arista es un puente $\leftrightsquigarrow$ teorema de descomposición/composición



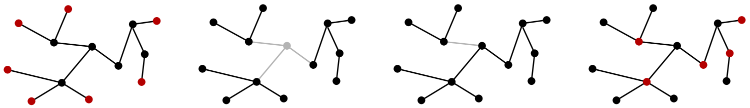
Árboles y bosques

- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. $\leftrightsquigarrow$ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos
- un árbol es un bosque conexo
- todo árbol no trivial tiene al menos dos hojas $\leftrightsquigarrow$ secuencia de desarmado/armado
- todo vértice v que no es una hoja es un punto de corte y descompone el árbol en $d(v)$ partes $\leftrightsquigarrow$ teorema de descomposición/composición
- cada arista es un puente $\leftrightsquigarrow$ teorema de descomposición/composición
- para cada vértice v y cada k, $N_k(v)$ es un conjunto independiente $\leftrightsquigarrow$ estructura de niveles



Árboles y bosques

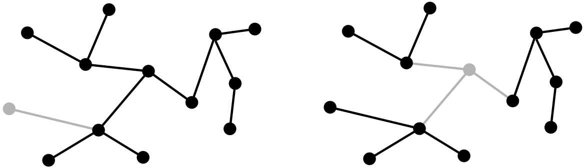
- G es un bosque si y sólo si no tiene ciclos C_n, $n \geq 3$. $\leftrightsquigarrow$ caracteriación por subgrafos inducidos prohibidos, de hecho también por subgrafos prohibidos
- un árbol es un bosque conexo
- todo árbol no trivial tiene al menos dos hojas $\leftrightsquigarrow$ secuencia de desarmado/armado
- todo vértice v que no es una hoja es un punto de corte y descompone el árbol en $d(v)$ partes $\leftrightsquigarrow$ teorema de descomposición/composición
- cada arista es un puente $\leftrightsquigarrow$ teorema de descomposición/composición
- para cada vértice v y cada k, $N_k(v)$ es un conjunto independiente $\leftrightsquigarrow$ estructura de niveles
- un árbol es bipartito $\leftrightsquigarrow$ partición de vértices



Árboles y bosques

Uso algorítmico:

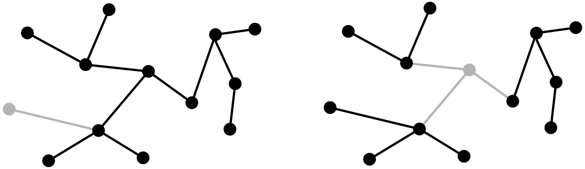
- Clique máxima $\leftrightsquigarrow$ trivial



Árboles y bosques

Uso algorítmico:

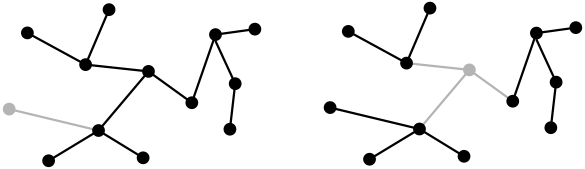
- Clique máxima $\leftrightsquigarrow$ trivial
- Máximo conjunto independiente $\leftrightsquigarrow$ hojas (desarmado) o puntos de corte/estructura de niveles + proramación dinámica



Árboles y bosques

Uso algorítmico:

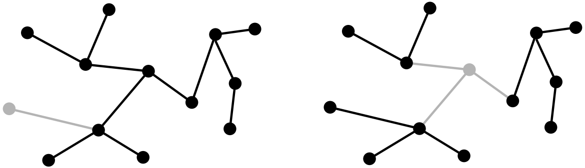
- Clique máxima $\leftrightsquigarrow$ trivial
- Máximo conjunto independiente $\leftrightsquigarrow$ hojas (desarmado) o puntos de corte/estructura de niveles + proramación dinámica
- conjunto dominante mínimo $\leftrightsquigarrow$ puntos de corte/estructura de niveles + proramación dinámica



Árboles y bosques

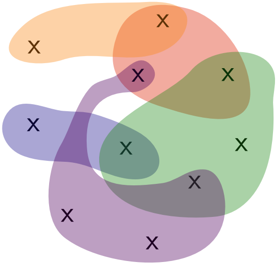
Uso algorítmico:

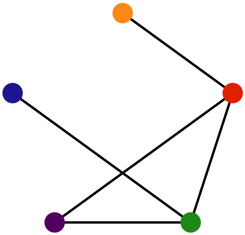
- Clique máxima $\leftrightsquigarrow$ trivial
- Máximo conjunto independiente $\leftrightsquigarrow$ hojas (desarmado) o puntos de corte/estructura de niveles + proramación dinámica
- conjunto dominante mínimo $\leftrightsquigarrow$ puntos de corte/estructura de niveles + proramación dinámica
- Mínimo cubrimiento por cliques $\leftrightsquigarrow$ forzado usando las hojas



Grafos de intersección

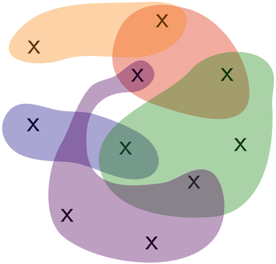
Un grafo de intersección de una familia finita de conjuntos $\mathcal{F}$ tiene un vértice por cada elemento $F \in \mathcal{F}$ y dos vértices F, F' son adyacentes si y sólo si $F \cap F' \neq \emptyset$.

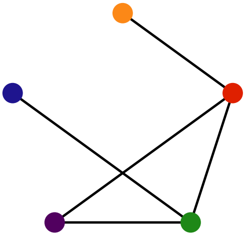




Grafos de intersección

Un grafo de intersección de una familia finita de conjuntos $\mathcal{F}$ tiene un vértice por cada elemento $F \in \mathcal{F}$ y dos vértices F, F' son adyacentes si y sólo si $F \cap F' \neq \emptyset$.

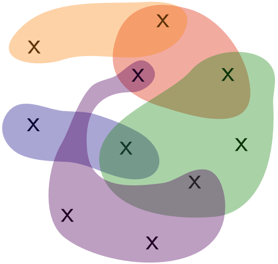


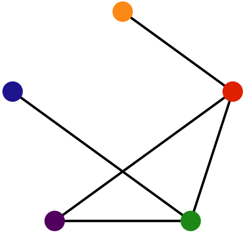


Todo grafo es un grafo de intersección?

Grafos de intersección

Un grafo de intersección de una familia finita de conjuntos $\mathcal{F}$ tiene un vértice por cada elemento $F \in \mathcal{F}$ y dos vértices F, F' son adyacentes si y sólo si $F \cap F' \neq \emptyset$.





Todo grafo es un grafo de intersección?

Los grafos de intersección de conjuntos de un cierto tipo pueden tener propiedades interesantes.

Generalizando árboles: grafos cordales

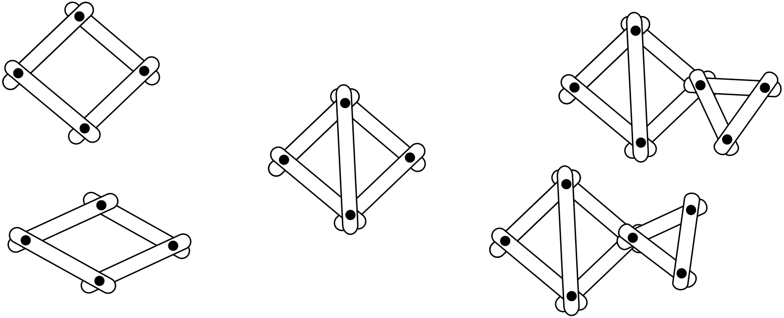
- Un grafo es cordal si no contiene como subgrafo inducido C_n, $n \geq 4$, o sea, si todo ciclo de longitud al menos 4 tiene una cuerda.

Generalizando árboles: grafos cordales

- Un grafo es cordal si no contiene como subgrafo inducido C_n, $n \geq 4$, o sea, si todo ciclo de longitud al menos 4 tiene una cuerda.
- Se los conoce también como triangulados o circuitos rígidos.

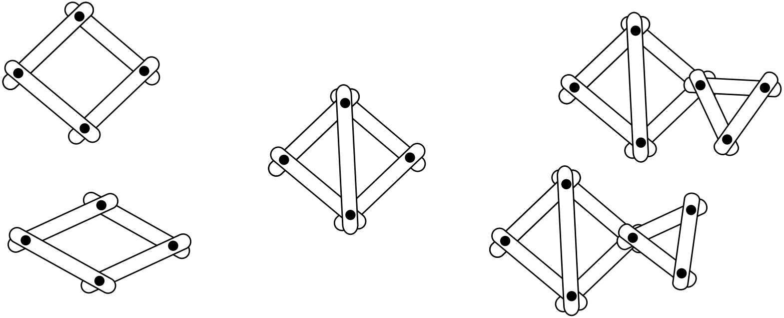
Generalizando árboles: grafos cordales

- Un grafo es cordal si no contiene como subgrafo inducido C_n, $n \geq 4$, o sea, si todo ciclo de longitud al menos 4 tiene una cuerda.
- Se los conoce también como triangulados o circuitos rígidos.



Generalizando árboles: grafos cordales

- Un grafo es cordal si no contiene como subgrafo inducido C_n, $n \geq 4$, o sea, si todo ciclo de longitud al menos 4 tiene una cuerda.
- Se los conoce también como triangulados o circuitos rígidos.



- [lectura recomendada] Blair and Peyton, An introduction to chordal graphs and clique trees

Separadores minimales

- Un subconjunto $S \subset V$ es un separador si dos vértices que estaban en la misma componente conexa de G están en distintas componentes conexas de $G \setminus S$.

Separadores minimales

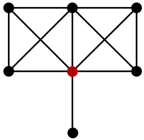
- Un subconjunto $S \subset V$ es un separador si dos vértices que estaban en la misma componente conexa de G están en distintas componentes conexas de $G \setminus S$.
- Si a y b son dos vértices separados por S, se llama ab-separador.

Separadores minimales

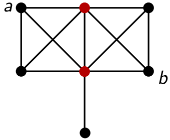
- Un subconjunto $S \subset V$ es un separador si dos vértices que estaban en la misma componente conexa de G están en distintas componentes conexas de $G \setminus S$.
- Si a y b son dos vértices separados por S, se llama ab-separador.
- S es un separador (resp. ab-separador) minimal si ningún subconjunto propio de S es un separador (resp. ab-separador).

Separadores minimales

- Un subconjunto $S \subset V$ es un separador si dos vértices que estaban en la misma componente conexa de G están en distintas componentes conexas de $G \setminus S$.
- Si a y b son dos vértices separados por S, se llama ab-separador.
- S es un separador (resp. ab-separador) minimal si ningún subconjunto propio de S es un separador (resp. ab-separador).



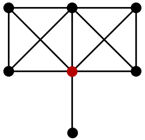
minimal separator



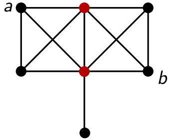
minimal ab-separator

Separadores minimales

- Un subconjunto $S \subset V$ es un separador si dos vértices que estaban en la misma componente conexa de G están en distintas componentes conexas de $G \setminus S$.
- Si a y b son dos vértices separados por S, se llama ab-separador.
- S es un separador (resp. ab-separador) minimal si ningún subconjunto propio de S es un separador (resp. ab-separador).



minimal separator

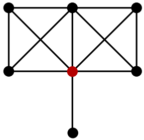


minimal ab-separator

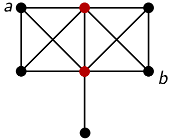
- S es un separador de vértices minimal si es un ab-separador minimal para algún par de vértices ab.

Separadores minimales

- Un subconjunto $S \subset V$ es un separador si dos vértices que estaban en la misma componente conexa de G están en distintas componentes conexas de $G \setminus S$.
- Si a y b son dos vértices separados por S, se llama ab-separador.
- S es un separador (resp. ab-separador) minimal si ningún subconjunto propio de S es un separador (resp. ab-separador).



minimal separator



minimal ab-separator

- S es un separador de vértices minimal si es un ab-separador minimal para algún par de vértices ab.
- Un separador de vértices minimal no necesariamente es un separador minimal.

Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

$\Leftarrow$) Sea $v_0 v_1 v_2 \ldots v_k$, $k \geq 3$, un ciclo y consideremos $v_0 v_2$.

Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

$\Leftarrow$) Sea $v_0 v_1 v_2 \ldots v_k$, $k \geq 3$, un ciclo y consideremos $v_0 v_2$. O $v_0 v_2$ es una cuerda o existe un $v_0 v_2$-separador, que tiene que contener a v_1 y algún v_i, $3 \leq i \leq k$.

Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

$\Leftarrow$) Sea $v_0v_1v_2 \ldots v_k$, $k \geq 3$, un ciclo y consideremos v_0v_2. O v_0v_2 es una cuerda o existe un v_0v_2-separador, que tiene que contener a v_1 y algún v_i, $3 \leq i \leq k$. Como es completo, v_1v_i es una cuerda.

Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

$\Leftarrow$) Sea $v_0 v_1 v_2 ... v_k$, $k \geq 3$, un ciclo y consideremos $v_0 v_2$. O $v_0 v_2$ es una cuerda o existe un $v_0 v_2$-separador, que tiene que contener a v_1 y algún v_i, $3 \leq i \leq k$. Como es completo, $v_1 v_i$ es una cuerda.

$\Rightarrow$) Sea S un ab-separador minimal y supongamos x, y en S no adyacentes. Sean A, B las componentes conexas de $G \setminus S$ que contienen a a y b, resp. Como S es minimal, x e y tienen vecinos en A y B.

Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

$\Leftarrow$) Sea $v_0 v_1 v_2 \ldots v_k$, $k \geq 3$, un ciclo y consideremos $v_0 v_2$. O $v_0 v_2$ es una cuerda o existe un $v_0 v_2$-separador, que tiene que contener a v_1 y algún v_i, $3 \leq i \leq k$. Como es completo, $v_1 v_i$ es una cuerda.

$\Rightarrow$) Sea S un ab-separador minimal y supongamos x, y en S no adyacentes. Sean A, B las componentes conexas de $G \setminus S$ que contienen a a y b, resp. Como S es minimal, x e y tienen vecinos en A y B. Sean P_A y P_B caminos entre x e y con interior en A y B, resp., de longitud mínima.

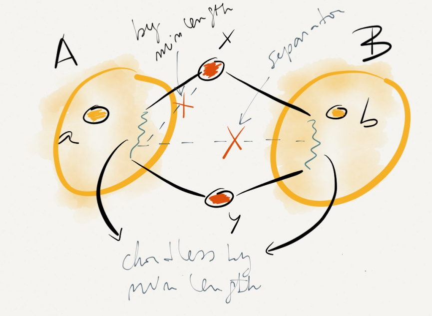
Separadores minimales

Teorema (Dirac, 1961)

Un grafo es cordal si y sólo si todo separador de vértices minimal es completo.

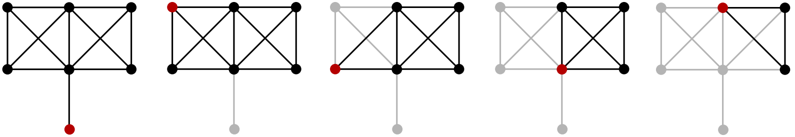
$\Leftarrow$) Sea $v_0v_1v_2\ldots v_k$, $k \geq 3$, un ciclo y consideremos v_0v_2. O v_0v_2 es una cuerda o existe un v_0v_2-separador, que tiene que contener a v_1 y algún v_i, $3 \leq i \leq k$. Como es completo, v_1v_i es una cuerda.

$\Rightarrow$) Sea S un ab-separador minimal y supongamos x, y en S no adyacentes. Sean A, B las componentes conexas de $G \setminus S$ que contienen a a y b, resp. Como S es minimal, x e y tienen vecinos en A y B. Sean P_A y P_B caminos entre x e y con interior en A y B, resp., de longitud mínima. Entonces el ciclo xP_AyP_Bx no tiene cuerdas, una contradicción. $\square$



Orden de eliminación perfecto

- Un vértice v es simplicial si $N[v]$ induce un subgrafo completo en G.
- Un orden $v_1, v_2, \ldots, v_n$ de los vértices de un grafo G es un orden de eliminación perfecto si, para cada $2 \leq i \leq n-2$ v_i es simplicial en $G[v_i, v_{i+1}, \ldots, v_n]$.



Orden de eliminación perfecto

Teorema (Dirac, 1961)

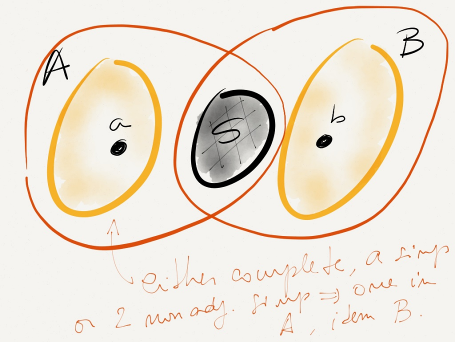
Todo grafo cordal tiene un vértice simplicial. Si no es completo, entonces tiene dos vértices simpliciales no adyacentes.

Orden de eliminación perfecto

Teorema (Dirac, 1961)

Todo grafo cordal tiene un vértice simplicial. Si no es completo, entonces tiene dos vértices simpliciales no adyacentes.

Dem. Completo o $n = 2$, trivial. Sino, inducción usando separadores de vértices minimales. $\square$



Orden de eliminación perfecto

Teorema (Fulkerson y Gross, 1965)

Un grafo es cordal si y sólo si tiene un PEO (orden de eliminación perfecto).

Orden de eliminación perfecto

Teorema (Fulkerson y Gross, 1965)

Un grafo es cordal si y sólo si tiene un PEO (orden de eliminación perfecto).

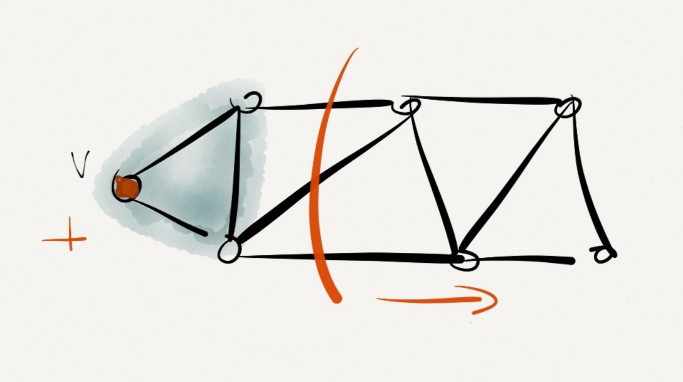
Dem. ($\Rightarrow$) Por inducción. ($\Leftarrow$) Consideremos un ciclo y el vértice con menor etiqueta. $\square$

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Cómo resolvemos clique máxima, conjunto independiente máximo, coloreo y cubrimiento por cliques mínimo en grafos cordales?

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Cómo resolvemos clique máxima, conjunto independiente máximo, coloreo y cubrimiento por cliques mínimo en grafos cordales?



Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

o v pertenece a una clique máxima o no... pero v pertenece solo a una clique maximal! entonces...

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

o v pertenece a una clique máxima o no... pero v pertenece solo a una clique maximal! entonces...

$$\omega(G) = \max\{|N[v]|, \omega(G - v)\}$$

Nota: hay una cantidad lineal de cliques maximales!

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

o v pertenece a una clique máxima o no... pero v pertenece solo a una clique maximal! entonces...

$$\omega(G) = \max\{|N[v]|, \omega(G - v)\}$$

Nota: hay una cantidad lineal de cliques maximales!

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

o v pertenece a una clique máxima o no... pero v pertenece solo a una clique maximal! entonces...

$$\omega(G) = \max\{|N[v]|, \omega(G - v)\}$$

Nota: hay una cantidad lineal de cliques maximales!

un conjunto independiente o contiene a v o contiene uno de sus vecinos w, pero como $N[w] \supseteq N[v]$, podemos reemplazarlo por v, entonces...

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

o v pertenece a una clique máxima o no... pero v pertenece solo a una clique maximal! entonces...

$$\omega(G) = \max\{|N[v]|, \omega(G - v)\}$$

Nota: hay una cantidad lineal de cliques maximales!

un conjunto independiente o contiene a v o contiene uno de sus vecinos w, pero como $N[w] \supseteq N[v]$, podemos reemplazarlo por v, entonces...

$$\alpha(G) = 1 + \alpha(G - N[v])$$

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

Podemos extender un coloreo óptimo de $G - v$ a G sin agregar colores salvo que $\chi(G - v) < d(v)$. Pero si agregamos un color nuevo, como $N[v]$ es una clique, es óptimo. Entonces...

$$\chi(G) = \max\{|N[v]|, \chi(G - v)\}$$

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

Podemos extender un coloreo óptimo de $G - v$ a G sin agregar colores salvo que $\chi(G - v) < d(v)$. Pero si agregamos un color nuevo, como $N[v]$ es una clique, es óptimo. Entonces...

$$\chi(G) = \max\{|N[v]|, \chi(G - v)\}$$

Tenemos que cubrir v y pertenece solo a una clique maximal, entonces usamos $N[v]$ y seguimos...

$$\tau(G) = 1 + \tau(G - N[v])$$

Problemas algorítmicos en grafos cordales

Sea v un vértice simplicial:

Podemos extender un coloreo óptimo de $G - v$ a G sin agregar colores salvo que $\chi(G - v) < d(v)$. Pero si agregamos un color nuevo, como $N[v]$ es una clique, es óptimo. Entonces...

$$\chi(G) = \max\{|N[v]|, \chi(G - v)\}$$

Tenemos que cubrir v y pertenece solo a una clique maximal, entonces usamos $N[v]$ y seguimos...

$$\tau(G) = 1 + \tau(G - N[v])$$

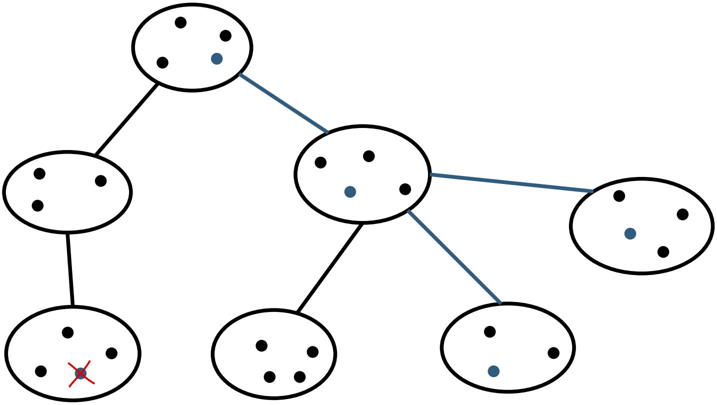
Esas recursiones no suenan familiares?

Los grafos cordales son perfectos

Para cada grafo cordal G, $\omega(G) = \chi(G)$ y $\alpha(G) = \tau(G)$, y vale para todos los subgrafos inducidos porque la clase es hereditaria.

Árboles clique

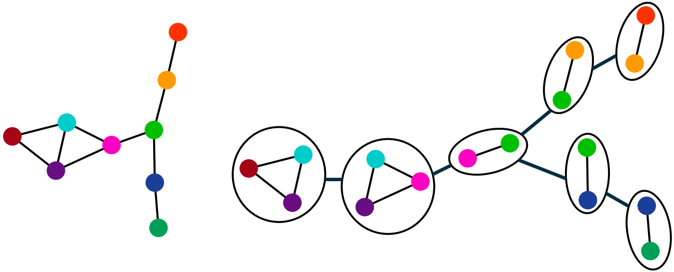
Un árbol clique de un grafo G es un árbol $T(G)$ cuyos vértices son las cliques maximales de G y tal que, para cada vértice $v \in G$ las cliques maximales de G que contienen a v forman un subgrafo conexo de $T(G)$.



Árboles clique

Teorema (Gavril/Buneman/Walter, 1974)

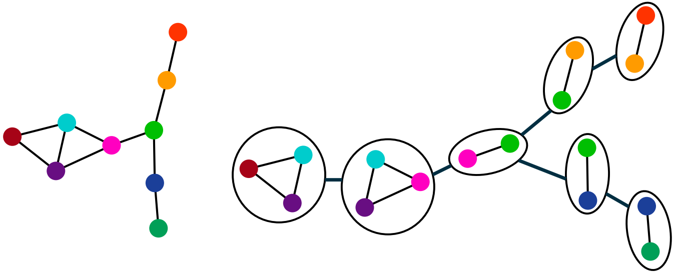
Un grafo es cordal si y sólo si admite un árbol clique.



Árboles clique

Teorema (Gavril/Buneman/Walter, 1974)

Un grafo es cordal si y sólo si admite un árbol clique.

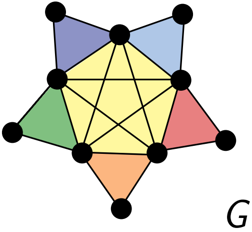


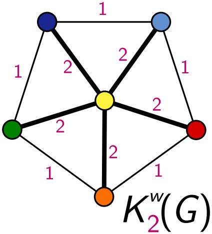
Cómo podemos obtener los separadores de vértices minimales a partir de un árbol clique?

Encontrando un árbol clique

Teorema (Bernstein y Goodman, 1981)

Los árboles clique de un grafo cordal G son los árboles generadores de peso máximo del grafo intersección de las cliques maximales de G, donde el peso de cada arista es la cantidad de vértices en la intersección.



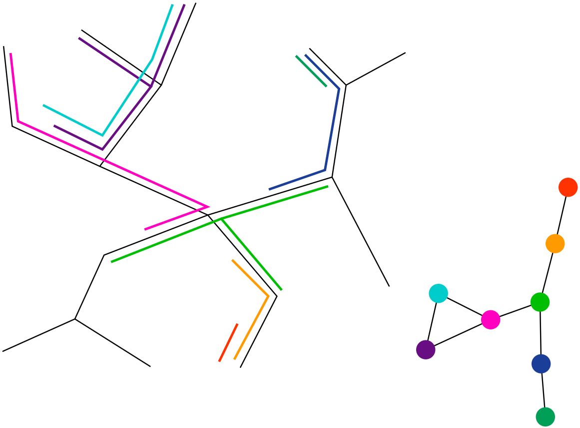


Grafos cordales como grafos de intersección

Grafos cordales como grafos de intersección

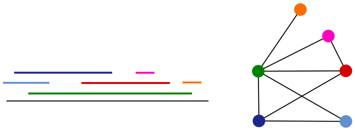
Teorema (Gavril, 1974)

Un grafo es cordal sii es el grafo intersección de subárboles de un árbol.



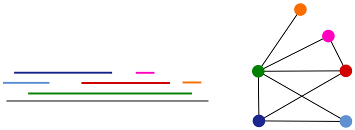
Grafos de intervalos

- Un grafo de intervalos es el grafo intersección de intervalos en una recta.



Grafos de intervalos

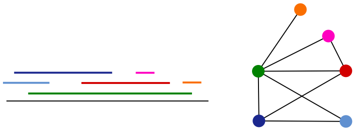
- Un grafo de intervalos es el grafo intersección de intervalos en una recta.



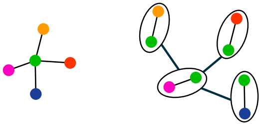
- Entonces, es una subclase de los grafos cordales. Cómo son los árboles clique de grafos de intervalos?

Grafos de intervalos

- Un grafo de intervalos es el grafo intersección de intervalos en una recta.



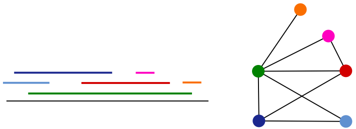
- Entonces, es una subclase de los grafos cordales. Cómo son los árboles clique de grafos de intervalos?



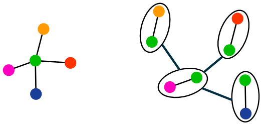
- Admiten un árbol clique que es un camino, pero podrían admitir otros.

Grafos de intervalos

- Un grafo de intervalos es el grafo intersección de intervalos en una recta.



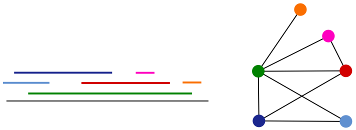
- Entonces, es una subclase de los grafos cordales. Cómo son los árboles clique de grafos de intervalos?



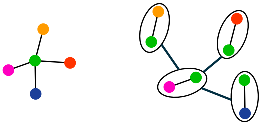
- Admiten un árbol clique que es un camino, pero podrían admitir otros.
- Cuáles son los órdenes de eliminación perfecta?

Grafos de intervalos

- Un grafo de intervalos es el grafo intersección de intervalos en una recta.



- Entonces, es una subclase de los grafos cordales. Cómo son los árboles clique de grafos de intervalos?



- Admiten un árbol clique que es un camino, pero podrían admitir otros.
- Cuáles son los órdenes de eliminación perfecta?
- El orden por extremos derechos de los intervalos es uno.