

Thesis Title

Centro de Investigación y Estudios Avanzados del IPN

David Gustavo Merinos Sosa

Day Month Year

Abstract

Resumen

Dedicación

Agradecimientos

Índice general

1. Introducción	13
2. Antecedentes	15
2.1. Gráfica	15
2.2. Gráfica geométrica	16
2.3. Thrackles	16
2.4. Tipo de Orden	17
2.5. Anti-thickness y anti-thickness geométrico	17
3. Estado del arte	19
4. Resultados	29
4.1. Descomposiciones por thrackles máximos.	29
4.2. Anti-thickness geométrico exacto de K_n con $3 \leq n \leq 9$	32
5. Conclusiones y trabajo futuro	37

Capítulo 1

Introducción

Capítulo 2

Antecedentes

En este capítulo daremos las definiciones necesarias para el desarrollo del proyecto. Empezamos estableciendo conceptos relacionados con gráficas abstractas y después hablaremos de gráficas en el plano, explicamos el concepto de tipo de orden y cómo se utiliza en este trabajo. Finalmente hablaremos del anti-thickness abstracto y del anti-thickness geométrico.

La estructura más básica que se utiliza en nuestro trabajo son las gráficas abstractas a las que llamaremos solamente gráficas. La definición se sigue:

2.1. Gráfica

Las siguientes definiciones fueron tomadas de Chartrand & Zhang (2008).

Una *gráfica* G está compuesta por un conjunto V no vacío de objetos a los que llamamos *vértices* y un conjunto E de parejas de elementos de V a los que llamamos *aristas*. Denotamos a la arista e compuesta por los vértices u y v como (u, v) . Para describir a la gráfica G compuesta por el conjunto V de vértices y el conjunto E de aristas escribimos $G = (V, E)$. Para referirnos al conjunto de vértices de G escribimos $V(G)$ y para referirnos al conjunto de aristas de G escribimos $E(G)$.

Decimos que dos vértices $u, v \in V(G)$ son *adyacentes* si existe una arista $(u, v) \in E(G)$. Decimos que dos aristas $e_1, e_2 \in E(G)$ son adyacentes si inciden en el mismo vértice. Una gráfica es *completa* si cada pareja de vértices en la gráfica es adyacente. Para referirnos a la gráfica completa de n vértices escribimos K_n . Una gráfica G es *bipartita* si es posible dar una partición de $V(G)$ en dos subconjuntos U y W de tal manera que cada arista de G tenga

un extremo en U y otro extremo en W .

Una *descomposición* D de una gráfica G es una colección $D = \{G_1, G_2, \dots, G_k\}$ de subgráficas de G tal que cumple con dos condiciones:

1. Ninguna subgráfica G_i contiene vértices aislados.
2. Cada arista de G pertenece a exactamente una subgráfica G_i de D .

2.2. Gráfica geométrica

Los primeros dos párrafos de esta sección fueron tomados de de Pach (2013). El tercer párrafo fue extraído de Lara & Rubio-Montiel (2019). El cuarto párrafo fue tomado de Pach & Sterling (2011). Un *dibujo* $\mathbf{G} = (V, E)$ de una gráfica G es una representación de la gráfica G en el plano. Cada vértice de G es representado por un punto en el plano y cada arista de G es representada como una curva simple continua que conecta un par de vértices. El conjunto de vértices y el conjunto de aristas de \mathbf{G} son los puntos y las curvas respectivamente. Sin pérdida de generalidad nos referimos al conjunto de puntos de \mathbf{G} como $V(\mathbf{G})$ y les llamamos vértices y nos referimos al conjunto de curvas de \mathbf{G} como $E(\mathbf{G})$ y les llamamos aristas.

Cuando restringimos dichas curvas a segmentos de recta el dibujo de la gráfica adquiere el nombre de *gráfica geométrica*. Una gráfica geométrica es completa si existen segmentos de recta entre cada par de vértices de $V(\mathbf{G})$.

Sea S un conjunto de n puntos en el plano en posición general y sea \mathbf{G} una gráfica geométrica. Decimos que S está definida sobre S si $V(\mathbf{G}) = S$. Podemos notar que cualquier conjunto de puntos S en posición general induce una gráfica completa.

Decimos que dos aristas $e_1, e_2 \in E(\mathbf{G})$ se *cruzan* si existe un punto p en alguna de las aristas tal que en p la arista e_1 pasa de un lado de la arista e_2 hacia el otro lado.

En este trabajo decimos que dos aristas de una gráfica geométrica se *intersectan* si son adyacentes o si se cruzan.

2.3. Thrackles

Dado un dibujo \mathbf{G} . \mathbf{G} es un *thrackle* si cada par de aristas se intersecta exactamente una vez. Un thrackle de n vértices es *máximo* si tiene exactamente n aristas.

Un thrackle en el que todas sus aristas son segmentos de recta es conocido como *thrackle geométrico*. En este trabajo nos referimos a los thrackles geométricos como thrackles.

Una descomposición por thrackles D de una gráfica geométrica G es una colección $D = \{G_1, G_2, \dots, G_k\}$ de subgráficas que cumple con tres condiciones:

1. Cada subgráfica G_i es un thrackle.
2. Ninguna subgráfica G_i contiene vértices aislados.
3. Cada arista de G pertenece a exactamente una subgráfica G_i de D .

Una gráfica G es *thrackleable* si puede ser dibujada en el plano como un thrackle.

2.4. Tipo de Orden

2.5. Anti-thickness y anti-thickness geométrico

Las siguientes definiciones fueron tomadas de Dujmovic & Wood (2017).

El anti-thickness de una gráfica G es el entero k más pequeño tal que existe una partición de $E(G)$ de tamaño k en la que cada elemento de la partición es una gráfica thrackleable.

El anti-thickness de una gráfica G es el entero k más pequeño tal que existe un dibujo G de G para el cual hay una partición de $E(G)$ de tamaño k en la que cada elemento de la partición es un thrackle.

Capítulo 3

Estado del arte

En este capítulo hablaremos de un concepto que cronológicamente fue definido antes que el anti-thickness además discutiremos su relación. Mencionamos algunos resultados acerca de dicho concepto. Explicaremos de qué manera el número cromático de una gráfica puede otorgar una descomposición de una gráfica geométrica. Finalmente discutimos los resultados actuales para el anti-thickness.

Un concepto que está estrechamente relacionado con el de anti-thickness es el de thickness, que se define como sigue:

Definición 1. [Dillencourt et al. (2004)] *Thickness*. Sea G una gráfica, el thickness $\theta(G)$ de G es el mínimo entero k para el cual existe una partición de $E(G)$, de tamaño k , en la que cada elemento de la partición induce una gráfica planar.

Este concepto también puede extenderse a gráficas geométricas, en cuyo caso estaremos hablando del thickness de una gráfica geométrica, definido a continuación:

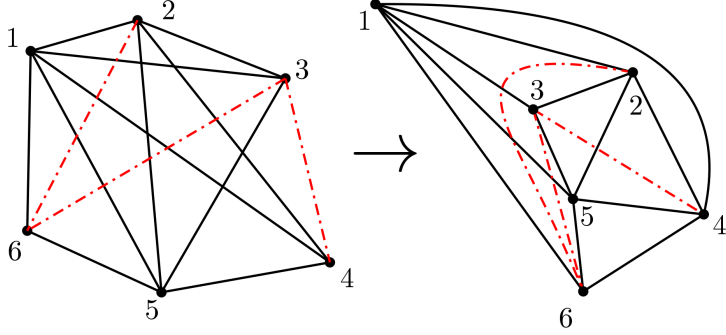
Definición 2. *Thickness de una gráfica geométrica*. Sea G una gráfica geométrica, el thickness $th(G)$ de G es el mínimo entero k para el cual existe una partición de $E(G)$, de tamaño k , donde cada elemento de la partición induce una gráfica (geométrica) plana.

Finalmente podemos definir el thickness geométrico de una gráfica G .

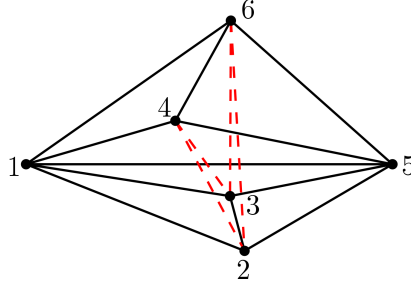
Definición 3. [Dillencourt et al. (2004)] *Thickness geométrico*. Sea G una gráfica, el thickness geométrico $\bar{\theta}(G)$ de G es :

$$\bar{\theta}(G) = \min\{th(G) : G \text{ es una gráfica geométrica de } G\}.$$

En la figura 3.1 ilustramos un ejemplo del thickness teórico de la gráfica completa de 6 vértices



(a) La gráfica K_6 con una descomposición de tamaño 2 de sus aristas. Cada una induce una gráfica plana.



(b) La gráfica K_6 con una descomposición en dos gráficas geométricas planas.

Figura 3.1: La figura (a) muestra que el thickness teórico de K_6 es 2. La figura (b) muestra que el thickness geométrico de K_6 es 2.

Dillencourt et al. (2004) demuestran que el thickness geométrico está acotado por:

$$\left\lceil \frac{n}{5.646} + 0.342 \right\rceil \leq \bar{\theta}(G) \leq \left\lceil \frac{n}{4} \right\rceil.$$

En el mismo artículo encuentran el valor exacto del thicknes geométrico de cada gráfica completa con n vértices, para $n \leq 12$, así como para K_{15} y K_{16} . También estudian el thickness geométrico para gráficas completas bipartitas y demuestran la siguiente cota:

$$\left\lceil \frac{ab}{2a + 2b - 4} \right\rceil \leq \theta(K_{a,b}) \leq \bar{\theta}(K_{a,b}) \leq \left\lceil \frac{\min(a,b)}{2} \right\rceil.$$

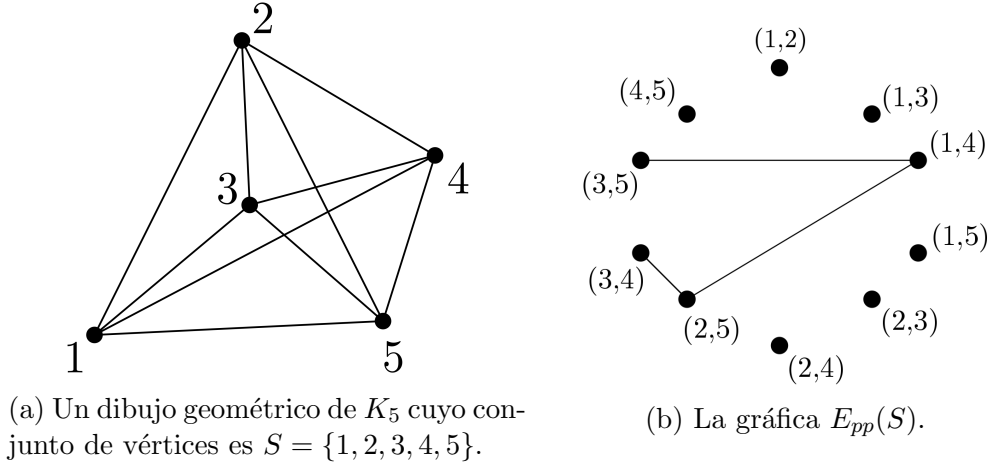


Figura 3.2: Una instancia de K_5 y su respectiva gráfica de cruce $E_{pp}(S)$.

Para explicar la relación entre el thickness y el anti-thickness es necesario hablar de coloraciones de vértices de gráficas de adyacencia. La gráfica de adyacencia de una gráfica geométrica dada es construida a partir de la información de adyacencia de las aristas de la gráfica geométrica. Existen 4 criterios de adyacencia para dos aristas en el plano. Estos se enlistan a continuación:

1. Dos aristas se cruzan.
2. Dos aristas no se cruzan.
3. Dos aristas se cruzan o comparten un vértice.
4. Dos aristas son totalmente disjuntas.

Ahora definimos una gráfica de adyacencia a la que llamamos *gráfica de cruce*.

Definición 4. *Gráfica de cruce.* Sea S un conjunto de n puntos en posición general en el plano y sea $K_n(S)$ la gráfica completa asociada a S . La gráfica de cruce $E_{pp}(S)$ de S es la gráfica que tiene un vértice por cada arista de $K_n(S)$ y una arista entre dos vértices de $E_{pp}(S)$ si sus aristas correspondientes se cruzan en $K_n(S)$.

La gráfica $E_{pp}(S)$ es construida a partir del criterio 1.

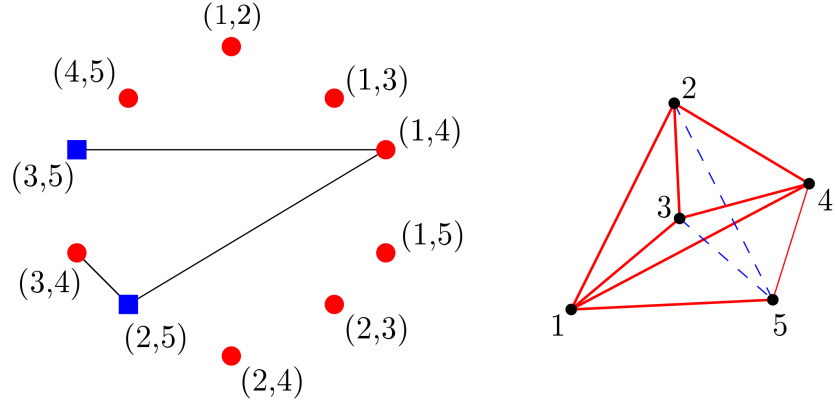


Figura 3.3: De izquierda a derecha: Una coloración propia de los vértices de $E_{pp}(S)$ con dos clases cromáticas indicadas como círculos y cuadros. Una descomposición de un dibujo de K_5 en dos gráficas planas cuyas aristas corresponden a cada una de las clases cromáticas de la coloración de $E_{pp}(S)$.

En la figura 3.2 aparece un ejemplo de la gráfica de cruce $E_{pp}(S)$. Podemos notar que dado que en el dibujo de K_5 hay 3 cruces, en la gráfica $E_{pp}(S)$ hay 3 aristas.

Los conjuntos independientes de $E_{pp}(S)$ corresponden a conjuntos de aristas de $K_n(S)$ que inducen gráficas planas. Luego, una coloración propia de los vértices de $E_{pp}(S)$ corresponde a una descomposición de $K_n(S)$ en gráficas planas. Por lo tanto encontrar el número cromático $\chi(E_{pp}(S))$ de la gráfica $E_{pp}(S)$ es equivalente a encontrar el thickness geométrico de $K_n(S)$. La figura 3.3 ilustra esta relación. El thickness geométrico de la gráfica completa de n vértices K_n se puede definir en estos términos como sigue:

Definición 5. *Thickness geométrico de una gráfica.*

$$\bar{\theta}(n) = \min\{\chi(E_{pp}(S)) : S \subset \mathbb{R}^2 \text{ está en posición general, } |S| = n\}.$$

De la misma manera que definimos la gráfica de cruce podemos definir otras gráficas de adyacencia. Para esto basta con usar un criterio de adyacencia diferente para construir la gráfica. En este sentido, en el trabajo de Araujo et al. (2005) se definen las gráficas de incidencia que se listan en seguida. Sea S un conjunto de n puntos en posición general y $K_n(S)$ la gráfica completa asociada a S :

- $W(S)$: Es la gráfica que tiene un vértice por cada arista de $K_n(S)$ y

Gráfica	Conjuntos independientes en $K_n(S)$
$W(S)$	<i>Emparejamientos de cruces</i>
$I(S)$	<i>Emparejamientos planos</i>
$D(S)$	<i>Thrackles</i>
$E_{pp}(S)$	<i>Gráfica planar</i>

Tabla 3.1: Esta tabla muestra qué representan los conjuntos independientes en $K_n(S)$ para cada una de las gráficas definidas en Araujo et al. (2005) y para $E_{pp}(S)$.

una arista entre dos vértices de $W(S)$ si sus aristas correspondientes en $K_n(S)$ cumplen con el criterio 2.

- $I(S)$: Es la gráfica que tiene un vértice por cada arista de $K_n(S)$ y una arista entre dos vértices de $I(S)$ si sus aristas correspondientes en $K_n(S)$ cumplen con el criterio 3.
- $D(S)$ Es la gráfica que tiene un vértice por cada arista de $K_n(S)$ y una arista entre dos vértices de $D(S)$ si sus aristas correspondientes en $K_n(S)$ cumplen con el criterio 4.

Es fácil darse cuenta que la condición de existencia de aristas de $W(S)$ es complementaria a la condición en $E_{pp}(S)$ y viceversa. De la misma forma, las condiciones de $I(S)$ y $D(S)$ son complementarias entre sí. En la tabla 3.1 mostramos esta relación y las estructuras geométricas que representan, en $K_n(S)$, los conjuntos independientes para cada gráfica de adyacencia.

Open problem garden es un sitio web en el que investigadores de diferentes áreas de las matemáticas como álgebra, combinatoria, teoría de números o teoría de gráficas publican problemas abiertos para que la comunidad pueda leerlos libremente. En este sitio web Hurtado (2009) presenta un problema en el que se requiere asignar un color a cada arista de una gráfica geométrica completa bajo cada una de los cuatro criterios de adyacencia mencionados antes.

En el artículo de Araujo et al. (2005) buscan el número cromático de cada una de las gráficas de adyacencia mencionadas anteriormente, los autores

estudian los siguientes parámetros:

$$\begin{aligned} w(n) &= \max\{\chi(W(S)) : S \subset \mathbb{R}^2 \text{ está en posición general, } |S| = n\}. \\ i(n) &= \max\{\chi(I(S)) : S \subset \mathbb{R}^2 \text{ está en posición general, } |S| = n\}. \\ d(n) &= \max\{\chi(D(S)) : S \subset \mathbb{R}^2 \text{ está en posición general, } |S| = n\}. \end{aligned}$$

Para el caso en el que S está en posición convexa se denotan a estos valores como $w_c(n)$, $i_c(n)$ y $d_c(n)$. Los autores demuestran las siguientes cotas:

- $w_c(n) = \Theta(n \log n)$.
- $c_1 n \log n \leq w(n) \leq c_2 n^2 \frac{\log \log n}{\log n}$, para $c_1, c_2 > 0$.
- $i_c(n) = n$.
- $n \leq i(n) \leq Cn^{3/2}$ para $C > 0$.
- $2\lfloor \frac{n+1}{3} \rfloor - 1 \leq d_c(n) \leq \min\left(n - 2, n - \frac{\lfloor \log n \rfloor}{2}\right)$.
- $5\lfloor \frac{n}{7} \rfloor \leq d(n) \leq \min\left(n - 2, n + \frac{1}{2} - \frac{\lfloor \log \log n \rfloor}{n}\right)$.

A pesar de que en el trabajo de Araujo et al. (2005) se busca el número cromático de la gráfica $D(S)$ y con ello, de manera implícita, buscar el anti-thickness de una gráfica geométrica asociada a S , es importante notar que la definición $d(n)$ no es equivalente a la de anti-thickness. Dada una gráfica G : en $d(n)$ se busca el máximo de todos los números cromáticos para todas las gráficas geométricas de G mientras que en el anti-thickness se busca el mínimo de todos los números cromáticos para todas las gráficas geométricas de G .

Podemos dar una definición del anti-thickness geométrico usando la gráfica $D(S)$ como sigue:

Definición 6. *Anti-thickness geométrico de una gráfica.*

$$At_g(n) = \min\{\chi(D(S)) : S \subset \mathbb{R}^2 \text{ está en posición general, } |S| = n\}.$$

De manera análoga si los puntos de S están en posición convexa definimos el anti-thickness convexo:

Definición 7. *Anti-thickness convexo de una gráfica.*

$$At_c(n) = \min\{\chi(D(S)) : S \subset \mathbb{R}^2 \text{ está en posición convexa, } |S| = n\}.$$

El anti-thickness convexo de la gráfica completa de n vértices es equivalente a $d_c(n)$.

Los autores de Dujmovic & Wood (2017) presentan resultados respecto a el anti-thickness para familias específicas de gráficas como árboles, gráficas outerplanar, y algunos dibujos como 2-tracks, books, k-queues, entre otros.

En su trabajo definen en anti-thickness como sigue:

Definición 8. *Anti-thickness de una gráfica.* Sea G una gráfica el anti-thickness $At(G)$ de G es el mínimo entero k para el cual existe una partición de $E(G)$ de tamaño k en la que cada elemento de la partición induce una gráfica thrackable.

Además dan una relación entre el thickness y anti-thickness de cualquier gráfica. Concretamente los autores prueban la siguiente cota para toda gráfica con anti-thickness k y thickness t :

$$k \leq t \leq \left\lceil \frac{3k}{2} \right\rceil.$$

Acerca del anti-thickness de gráficas completas, en el mismo artículo prueban que

$$\frac{n}{3} \leq At(K_n) \leq \left\lceil \frac{n-1}{2} \right\rceil.$$

Ellos conjeturan que el anti-thickness de una gráfica completa es exactamente $\left\lceil \frac{n-1}{2} \right\rceil$.

En los siguientes párrafos describimos cómo los autores de Fabila-Monroy et al. (2018a) encuentran el anti-thickness geométrico exacto para gráficas cuyo conjunto de vértices está en posición convexa.

Los autores prueban que bajo esta condición dos thrackles máximos siempre comparten al menos una arista. Por lo anterior la unión de k thrackles máximos tiene a lo sumo $kn - \binom{k}{2}$ aristas. Entonces, como una gráfica completa de n vértices tiene $\binom{n}{2}$ aristas la resolución de la desigualdad

$$\binom{n}{2} \leq kn - \binom{k}{2}.$$

otorga el resultado de la cota inferior para el anti-thickness convexo. Esta cota es:

$$At_c(K_n) \geq n - \left\lfloor \sqrt{2n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2} \right\rfloor.$$

La cota superior se obtiene dando una coloración propia de los vértices de la gráfica $D(S)$. Recordemos que una coloración propia de $D(S)$ equivale a encontrar el antithickness de la gráfica completa asociada a S . En el artículo logran la coloración trazando caminos en una estructura conocida como poliomino Fabila-Monroy et al. (2018b) en la que los vértices de $D(S)$ son las filas y las columnas de dicha estructura. En dicho trabajo cada camino representa un conjunto independiente de vértices en $D(S)$ y por lo tanto, representa un thrackle en K_n . Los autores concluyen dando el número máximo de caminos posibles en el polyomino, dicho número coincide con el de la cota inferior y luego se tiene que el anti-thickness convexo tiene exactamente el siguiente valor:

$$At_c(n) = n - \left\lfloor \sqrt{2n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2} \right\rfloor$$

A continuación hablamos del trabajo de Fabila-Monroy et al. (2017) en donde encuentran el anti-thickness geométrico de la doble cadena convexa. La doble cadena convexa es una configuración de puntos conformada por una k -cup y una l -cap. La k -cup es una cadena de k puntos en posición convexa donde la parte superior de su cubierta está delimitada por un solo segmento. La l -cap es una cadena de l puntos en posición convexa donde la parte inferior de su cubierta está delimitada por un solo segmento. En el artículo la doble cadena convexa $C_{k,l}$ que definen tiene las siguientes características:

- Para $l \geq k$ la doble cadena convexa es la unión una k -cup U y una l -cap L .
- Cada punto de L está por debajo de cada segmento de recta definido por dos puntos de U .
- Cada punto de U está por arriba de cada segmento de recta definido por dos puntos de L .

El resultado al que se llega en el trabajo es que el anti-thickness geométrico de la doble cadena convexa con k puntos en la cadena convexa superior y l

puntos en la cadea convexa inferior es:

$$At_g(K_{l,k}) = k + l - \left\lfloor \sqrt{2l + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2} \right\rfloor$$

Dujmovic & Wood (2017) mencionan que encontrar el anti-thickness geométrico de gráficas completas en posición general es un problema abierto. Hasta ahora las mejores cotas conocidas son :

$$\left\lfloor \frac{n-1}{2} \right\rfloor \leq At_g(K_n) \leq n - \left\lfloor \sqrt{2n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2} \right\rfloor$$

La cota superior se sigue del caso convexo y la cota inferior se sigue del hecho de que una gráfica de n vértices con anti-thickness geométrico k tiene a lo sumo kn aristas.

Los trabajos mencionados en este capítulo muestran cómo el problema original del thickness está relacionado con problema del anti-thickness. Mostramos de qué manera un problema de descomposición de gráficas geométricas equivale a un problema de coloración de gráficas. Los artículos más recientes tratan al anti-thickness como un problema de coloración. En este trabajo no construimos la gráfica $D(S)$ y no coloreamos ninguna gráfica. Nuestro enfoque es más geométrico y computacional.

Es importante notar que en el trabajo de Fabila-Monroy et al. (2018a) las descomposiciones de la gráfica completa están conformadas por thrackles máximos. Esta es una de las ideas que usamos en este trabajo para intentar ajustar las cotas del anti-thickness en posición general.

Capítulo 4

Resultados

4.1. Descomposiciones por thrackles máximos.

En este capítulo reportaremos el pseudocódigo de algoritmos usados durante el desarrollo del proyecto así como los resultados que obtuvimos con dichos algoritmos. Asimismo presentamos la prueba de que un thrackle que no es máximo no siempre puede ser completado a uno máximo en posición general, mientras que en posición convexa sí es posible.

En el trabajo de Fabila-Monroy et al. (2018a) se encuentran descomposiciones de gráficas geométricas en posición convexa usando thrackles máximos que comparten aristas a pares. Usando esta idea y los datos de la tabla 4.1 decidimos buscar descomposiciones de K_n para $n \leq 10$ en las que los thrackles son todos máximos y cuyo tamaño sea el mismo del anti-thickness convexo para K_n .

En resumen: para cada n tomamos las combinaciones de $cat(n)$ thrackles máximos y verificamos si alguna de estas combinaciones es una descomposición de K_n . Este proceso lo repetimos para cada uno de los tipos de orden que hay para cada n . Encontramos que sí existen tipos de orden que no corresponden al de posición convexa que también alcanzan el anti-thickness convexo. Los resultados se muestran en la tabla 4.2.

Para los casos de $n \in \{3, 4, \dots, 7\}$ no pudimos encontrar una descomposición que cumpliera con las características antes descritas, esto es porque existen pocos tipos de orden cuya unión de thrackles máximos cubran las aristas de la gráfica completa. Los resultados fueron obtenidos con un algoritmo que primero evalúa cuáles son los tipos de orden que podrían tener

n	Anti-thickness convexo de K_n ($cat(n)$)
3	1
4	2
5	3
6	3
7	4
8	5
9	6
10	6

Tabla 4.1: Anti-thickness convexo para $n \leq 10$ basado en el resultado de Fabila-Monroy et al. (2018a).

una descomposición por thrackles máximos; se seleccionan aquellos que tengan suficientes thrackles máximos para cubrir todas las aristas de la gráfica completa, en otras palabras que la unión de los thrackles máximos en determinado tipo de orden cubran las $\binom{n}{2}$ aristas. Los pseudocódigos de los algoritmos usados se encuentra en el algoritmo 1 y el algoritmo 2.

Algorithm 1 Pseudocódigo del algoritmo que encuentra descomposiciones por thrackles máximos para todos los tipos de orden de una n dada.

```

1: procedure MAXTHRACKLEDECOM( $n$ )
2:    $vectorOT \leftarrow valid\_thrackles()$ 
3:    $k \leftarrow convexAt(n)$ 
4:   for each  $ot \in vectorOT$  do
5:      $n_{thr} \leftarrow number\ of\ max\ thrackles\ on\ order\ type\ ot$ 
6:      $find\_all\_decomposition\_of\_size(n_{thr}, k)$ 

```

Algorithm 2 Pseudocódigo del algoritmo que encuentra combinaciones de k thrackles máximos, si la combinación es una descomposición se visita.

```

1: procedure FIND-ALL-DECOMPOSITION-OF-SIZE( $n_{thr}, k$ )
2:   while There is a combination  $c$  of size  $k$  from  $\{0, 1, \dots, n_{thr}\}$  do
3:     if  $c$  is a decomposition then
4:       visit  $c$ 

```

Ejecutamos la implementación del algoritmo en el cluster: para $n = 8$

n	Tipo de Orden	k_n
8	12	5
8	54	5
9	12	6
9	52	6
9	54	6
9	80	6
9	696	6
9	1080	6
9	1287	6
10	81	6
10	1328	6
10	2243	6

Tabla 4.2: Tipos de orden para los que existe al menos una descomposición en thrackles máximos de tamaño igual al anti-thickness del tipo de orden convexo.

el resultado es obtenido en menos de un segundo mientras que para $n = 9$ y $n = 10$ se necesitaron al rededor de 1 día y 6 días respectivamente. Las descomposiciones encontradas pueden verse con más detalle en el apéndice XXXXX.

En el desarrollo del trabajo nos preguntamos por qué existen otros tipos de orden diferente del convexo que tienen el mismo anti-thickness. Algo en lo que pensamos fue en analizar de alguna manera la estructura de los thrackles en dichos tipos de orden y por ello calculamos, para las descomposiciones obtenidas mediante el método anteriormente descrito, el número de cruce de cada uno de los thrackles de la descomposición. Se observa que en la mayoría de los casos la mitad de los thrackles de las descomposiciones tienen el número de cruce mínimo para n vértices y la otra mitad es más cercano al mayor número de cruce para n vértices. Estos resultados pueden estudiarse con más detalle en el apéndice XXXXXX.

4.2. Anti-thickness geométrico exacto de K_n con $3 \leq n \leq 9$.

Dado que la cota superior está dada por el anti-thickness convexo decidimos tratar de ajustar la cota inferior ya que creemos que el anti-thickness geométrico es igual al anti-thickness convexo. Un enfoque para ajustar la cota inferior es obtener el anti-thickness de cada dibujo de K_n , esto es, obtener el anti-thickness de cada tipo de orden para K_n y seleccionar el menor de todos. Sin embargo, el algoritmo exhaustivo para encontrar el anti-thickness tarda al rededor de 7 horas para un solo tipo de orden cuando $n = 8$, si para $n = 8$ hay 3315 tipos de orden requeriríamos cerca de 960 días para acabar dicha tarea.

Por esta razón decidimos analizar la estructura de las posibles descomposiciones; como K_n tiene $\binom{n}{2}$ aristas y los thrackles de la descomposición deben cubrirlas todas podemos buscar particiones de enteros de la forma $a_1 + a_2 + \dots + a_k = \binom{n}{2}$.

A manera de ejemplo, mostraremos como se ajusta la cota inferior del anti-thickness geométrico para K_5 . En K_5 existen 10 aristas. Las siguientes

son particiones del entero 10:

$1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$	$2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$3 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$	$2 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$4 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$	$3 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$2 + 2 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1$	$5 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$4 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1$	$3 + 3 + 1 + 1 + 1 + 1$
$3 + 2 + 2 + 1 + 1 + 1$	$2 + 2 + 2 + 2 + 1 + 1$
$6 + 1 + 1 + 1 + 1$	$5 + 2 + 1 + 1 + 1$
$4 + 3 + 1 + 1 + 1$	$4 + 2 + 2 + 1 + 1$
$3 + 3 + 2 + 1 + 1$	$3 + 2 + 2 + 2 + 1$
$2 + 2 + 2 + 2 + 2$	$7 + 1 + 1 + 1$
$6 + 2 + 1 + 1$	$5 + 3 + 1 + 1$
$5 + 2 + 2 + 1$	$4 + 4 + 1 + 1$
$4 + 3 + 2 + 1$	$4 + 2 + 2 + 2$
$3 + 3 + 3 + 1$	$3 + 3 + 2 + 2$
$8 + 1 + 1$	$7 + 2 + 1$
$6 + 3 + 1$	$6 + 2 + 2$
$5 + 4 + 1$	$5 + 3 + 2$
$4 + 4 + 2$	$4 + 3 + 3$
$9 + 1$	$8 + 2$
$7 + 3$	$6 + 4$
$5 + 5$	

Ahora bien, algunas de estas particiones pueden ser usadas como guía para encontrar una descomposición en thrackles para K_5 . Si tomamos, por ejemplo, la partición $5 + 4 + 1$ estaríamos buscando una descomposición por 3 thrackles: uno de tamaño 5, uno de tamaño 4 y otro de tamaño 1. Es importante notar que como las particiones de un entero k suman exactamente k , los thrackles de la descomposición tienen que ser disjuntos en aristas cuando los tamaños corresponden a los enteros de la partición de k . La partición $5 + 4 + 1$ podría ser posible de encontrar, sin embargo, podemos deshacernos de ciertas particiones que estamos seguros jamás encontraremos como son aquellas particiones que tienen un entero mayor a 5 puesto que para un conjunto de 5 vértices el thrackle geométrico más grande tiene 5 aristas, esto también se cumple para todo n . Desaparecerían entonces particiones como $7 + 2 + 1$ o $9 + 1$ por mencionar algunas.

Nuestro conjunto de particiones posibles se ve ahora de la siguiente ma-

nera:

$1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$	$2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$3 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$	$2 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$4 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$	$3 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$2 + 2 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1$	$5 + 1 + 1 + 1 + 1 + 1$
$4 + 2 + 1 + 1 + 1 + 1$	$3 + 3 + 1 + 1 + 1 + 1$
$3 + 2 + 2 + 1 + 1 + 1$	$2 + 2 + 2 + 2 + 1 + 1$
$5 + 2 + 1 + 1 + 1$	$4 + 3 + 1 + 1 + 1$
$4 + 2 + 2 + 1 + 1$	$3 + 3 + 2 + 1 + 1$
$3 + 2 + 2 + 2 + 1$	$2 + 2 + 2 + 2 + 2$
$5 + 3 + 1 + 1$	$5 + 2 + 2 + 1$
$4 + 3 + 2 + 1$	$4 + 4 + 1 + 1$
$3 + 3 + 3 + 1$	$4 + 2 + 2 + 2$
$5 + 4 + 1$	$3 + 3 + 2 + 2$
$4 + 4 + 2$	$5 + 3 + 2$
$5 + 5$	$4 + 3 + 3$

Sin embargo, como buscamos ajustar la cota inferior del anti-thickness no nos interesa encontrar descomposiciones cuyo tamaño sea mayor a la cota superior del anti-thickness dada por $n - \lfloor \sqrt{2n + 1/4} - 1/2 \rfloor$, en el caso de $n = 5$, evitaremos buscar descomposiciones con un tamaño mayor a 3. Dejando así las siguientes particiones disponibles:

$$\begin{array}{l} 5 + 4 + 1 \quad 4 + 4 + 2 \\ 4 + 3 + 3 \quad 5 + 3 + 2 \\ 5 + 5 \end{array}$$

Finalmente, vamos a remover las particiones cuyo tamaño sea igual al anti-thickness convexo de K_5 , esto porque sabemos que en efecto la posición convexa otorga descomposiciones de ese tamaño. Esto nos deja con una única partición posible :

$$5 + 5$$

Esto significa que debemos averiguar si existe una descomposición de K_5 por dos thrackles de tamaño 5, en este caso dos thrackles máximos. No obstante, al buscar las thrackles máximos para todos los tipos de orden de K_5 encontramos que no existen dos thrackles máximos que sean disjuntos en aristas, por esto no es posible dar una descomposición de K_5 en dos thrackles máximos. Y luego, el anti-thickness de K_5 es mayor a 2. Como la cota superior

del anti-thickness de K_5 es 3 podemos decir que el anti-thickness geométrico de K_5 es exactamente 3.

De esta manera podemos acotar el anti-thickness geométrico de K_n : examinar particiones del entero $\binom{n}{2}$ con las siguientes condiciones:

- La longitud de la partición es menor que el anti-thickness convexo de K_n .
- Solo existe una ocurrencia del entero n en la partición.

Siguiendo las condiciones anteriores buscamos las particiones válidas para K_n con $n \in [3, 9]$. Encontramos que para $n \in [3, 7]$ no existen particiones que cumplan las condiciones, por lo que podemos decir que el anti-thickness geométrico de K_n para $n \in [3, 7]$ es igual al anti-thickness convexo.

Para K_8 encontramos las siguientes particiones válidas:

$$8 + 7 + 7 + 6 \quad 7 + 7 + 7 + 7$$

No fue posible encontrar una descomposición en thrackles usando alguna de estas particiones, por lo que podemos decir que K_8 tiene anti-thickness geométrico mayor a 4 y luego el anti-thickness geométrico de K_8 es exactamente 5.

Por otro lado para ajustar la cota inferior del anti-thickness de K_9 , tenemos las siguientes particiones válidas:

$$\begin{array}{ll} 9 + 8 + 8 + 8 + 3 & 9 + 8 + 8 + 7 + 4 \\ 9 + 8 + 8 + 6 + 5 & 9 + 8 + 7 + 7 + 5 \\ 9 + 8 + 7 + 6 + 6 & 9 + 7 + 7 + 7 + 6 \\ 8 + 8 + 8 + 8 + 4 & 8 + 8 + 8 + 7 + 5 \\ 8 + 8 + 8 + 6 + 6 & 8 + 8 + 7 + 7 + 6 \\ 8 + 7 + 7 + 7 + 7 & \end{array}$$

Para cada una de las particiones se diseñó un algoritmo que evalúa todos los thrackles de tamaño 9, 8, 7 y 6. Los resultados fueron los siguientes:

- $9 + 8 + 8 + 8 + 3$ - Probado con $9+8+8$.
- $9 + 8 + 8 + 7 + 4$ - Probado con $9+8+8$.
- $9 + 8 + 8 + 6 + 5$ - Probado con $9+8+8$. 150000ms

- $9 + 8 + 7 + 7 + 5$ - Probado con $9+8+7+6+6$
- $9 + 8 + 7 + 6 + 6$ - Probado con $9+8+7+6+6$. 981709 ms.
- $9 + 7 + 7 + 7 + 6$ - Probado con $9+7+7+7+6$. 2.11354e+06 ms.
- $8 + 8 + 8 + 8 + 4$ - Probado con $8+8+8+8$. 300888 ms.
- $8 + 8 + 8 + 7 + 5$ - Probado con $8+8+8+6+6$.
- $8 + 8 + 8 + 6 + 6$ - Probado con $8+8+8+6+6$. 569735 ms.
- $8 + 8 + 7 + 7 + 6$ - Probado con $8+8+7+7+6$. 6.39485e+06 - 1 Hora, 46 minutos.
- $8 + 7 + 7 + 7 + 7$ - Probado con $8+7+7+7+7$. 1.23716e+08 - 34 Horas, 21 minutos.

En la mayoría de los casos no fue necesario examinar toda la partición, por ejemplo para la partición $9 + 8 + 8 + 8 + 3$, encontramos que no hay 3 thrackles, para ningún tipo de orden diferente del convexo, donde uno sea de tamaño 9 y los otros dos de tamaño 8 que sean disjuntos en aristas y por esta razón no es necesario seguir examinando la partición a fondo.

Como para ninguna partición fue posible encontrar una descomposición en thrackles podemos decir que el anti-thickness geométrico de K_9 es mayor a 5. Y como la cota superior del anti-thickness geométrico es 6 decimos que el anti-thickness de K_9 es exactamente 6.

Capítulo 5

Conclusiones y trabajo futuro

Bibliografía

- Araujo, G., Dumitrescu, A., Hurtado, F., Noy, M., & Urrutia, J. (2005). On the chromatic number of some geometric type kneser graphs. *Comput. Geom.*, 32(1), 59–69.
- Chartrand, G., & Zhang, P. (2008). *Chromatic Graph Theory*. Chapman and Hall/CRC, 1 ed.
- Dillencourt, M. B., Eppstein, D., & Hirschberg, D. S. (2004). Geometric thickness of complete graphs. In *Graph Algorithms And Applications 2*, (pp. 39–51). World Scientific.
- Dujmovic, V., & Wood, D. R. (2017). Thickness and antithickness of graphs. *CoRR*, abs/1708.04773.
- Fabila-Monroy, R., Hidalgo-Toscano, C., Leaños, J., & Lomelí-Haro, M. (2017). The chromatic number of the disjointness graph of the double chain. *arXiv preprint arXiv:1711.05425*.
- Fabila-Monroy, R., Jonsson, J., Valtr, P., & Wood, D. R. (2018a). The exact chromatic number of the convex segment disjointness graph. *arXiv preprint arXiv:1804.01057*.
- Fabila-Monroy, R., Jonsson, J., Valtr, P., & Wood, D. R. (2018b). The exact chromatic number of the convex segment disjointness graph. *arXiv preprint arXiv:1804.01057*, (p. 6).
- Hurtado, F. (2009). Edge colouring geometric complete graphs. http://www.openproblemgarden.org/op/edge_colouring_geometric_complete_graphs.
- Lara, D., & Rubio-Montiel, C. (2019). On crossing families of complete geometric graphs. *Acta Mathematica Hungarica*, 157(2), 301–311.

- Pach, J. (2013). *The Beginnings of Geometric Graph Theory*, (pp. 465–484). Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg.
URL https://doi.org/10.1007/978-3-642-39286-3_17
- Pach, J., & Sterling, E. (2011). Conway's conjecture for monotone thrackles. *The American Mathematical Monthly*, 118(6), 544–548.
URL <https://www.tandfonline.com/doi/abs/10.4169/amer.math.monthly.118.06.544>