

Teoria de Grafs

Revisió segona

Aniol Garcia i Serrano

23/9/2016

Qualsevol que siguin els girs i les voltes dels fils en l'espai, un sempre pot obtenir una expressió per al càlcul de les seves dimensions [dels fils], tot i que tal expressió serà d'escassa utilitat en la pràctica. Els artesans que construeixen una xarxa, una trena o alguns nusos estaran més preocupats no per assumptes de mesura, sinó de posició: el que li importarà serà la manera en què els fils s'entrellacen.

A. Vandermonde

Índex

I	Presentació	5
II	Introducció a la teoria de grafs	8
1	Història del grafs	9
1.1	Els primers passos	9
1.2	Les primeres descobertes i aplicacions	11
1.3	Teoria de grafs moderna	13
2	Principis bàsics	14
3	Isomorfismes	16
4	Tipus de grafs	17
4.1	Graf lineal	17
4.2	Cicles	18
4.3	Grafs complets	19
4.4	Grafs bipartits	19
4.5	Grafs bipartits complets	20
4.6	Grafs xarxes	20
4.7	Arbres	22
4.8	Graf roda	24
4.9	Grafs estrella	25
4.10	Grafs complementaris	25
4.11	Graf nul i grafs buits	26
4.12	Grafs regulars	26
III	Camins i algorismes	27
5	Grafs ponderats i dirigits	28
5.1	Grafs ponderats	28
6	Camins	28
6.1	Camins Eulerians	29
6.2	Camins Hamiltonians	29
7	Estructures de dades dels grafs	29

8	Algorismes	32
8.1	BFS	32
8.1.1	Funcionament	32
8.1.2	Pseudocodi	33
8.1.3	Aplicacions	34
8.2	DFS	35
8.2.1	Funcionament	35
8.2.2	Pseudocodi	36
8.2.3	Propietats	37
8.2.4	Aplicacions	38
8.3	Dijkstra	39
8.3.1	Funcionament	39
8.3.2	Pseudocodi	41
8.3.3	Propietats	42
8.3.4	Aplicacions	42
8.4	Bellman-Ford	43
8.4.1	Funcionament	43
8.4.2	Pseudocodi	44
8.4.3	Propietats	45
8.5	Kruskal	46
8.5.1	Funcionament	46
8.5.2	Pseudocodi	48
8.5.3	Propietats	48
8.6	Prim	48
8.6.1	Funcionament	49
8.6.2	Pseudocodi	50
8.6.3	Propietats	50
8.6.4	Aplicacions	51
8.7	Floyd-Warshall	51
8.7.1	Funcionament	51
8.7.2	Pseudocodi	52
8.7.3	Propietats	52
8.7.4	Aplicacions	53
8.8	Coloració de grafs	53
8.8.1	Funcionament	53
8.8.2	Pseudocodi	55
8.8.3	Propietats	55
8.8.4	Aplicacions	56

IV Disseny de grafs 56

9	Punt de Fermat i l'arbre de Steiner	56
9.1	Els arbres de Steiner amb bombolles de sabó	58
10	Arbres expansius	59
V	Aplicacions pràctiques de la teoria de grafs	59
11	Algorisme PageRank	60
12	Comerç online: productes relacionats	60
13	Instal·lació de càmeres de videovigilància	61
13.1	Demostració i procediment	61
14	Xarxa de metro	63
14.1	Metodologia de treball	63
14.2	Consideracions	64
14.3	Algorisme	66

Part I

Presentació

El tema d'aquest treball, tal com diu el títol, tracta sobre els grafs: xarxes, camins i connexions. Pretén fer el pas de la matemàtica discreta a la realitat. Els grafs són una part d'aquesta matemàtica discreta i han passat a formar part del món en què vivim, un món que l'home ha anat creant al llarg del temps. Sovint desconeixem quin és l'entramat de mecanismes que fan funcionar moltes de les coses que ens envolten. Al llarg del treball intento crear lligams entre la part més teòrica i abstracta i les aplicacions que se'n deriven. Intento endinsar-me en el coneixement per comprendre aquests mecanismes; Intento crear els mecanismes per que el coneixement esdevingui una eina pràctica i funcional.

Justificació

Des de feia un cert temps, ja tenia clar que el meu treball de recerca havia de ser d'àmbit científic o tècnic. Havia pensat en temes de robòtica i informàtica, camps en els quals ja havia treballat anteriorment, però els treballs que se m'acudien en aquestes disciplines eren massa concrets i es basaven en un sol producte final, cosa que no m'acabava de convèncer. D'altra banda també hi havia els temes purament matemàtics. Aquesta opció suposava tractar unes matemàtiques a les quals no estava del tot avesat. Finalment, doncs, vaig decidir de fer un treball que combinés la teoria i rigorositat de les matemàtiques amb una part més aplicada de programació. Aquesta unió en la vaig trobar en la teoria de grafs.

El meu primer contacte amb els grafs va ser amb el problema 9 de la Marató de Problemes 2015 ¹. Sense saber-ho, vaig calcular els meus primers arbres d'Steiner i vaig utilitzar manualment algorismes de grafs com el de Kruskal. El procés de resolució d'aquest problema va ser curiós, diferent. El cert és que vaig percebre una porta oberta amb un llarg camí per endavant, un camí per descobrir, molt engrescador. I segurament aquest és el motiu per el qual vaig recuperar el tema i vaig decidir endinsar-m'hi en el meu treball de recerca.

¹Veure www.cangur.org/marato/2015/

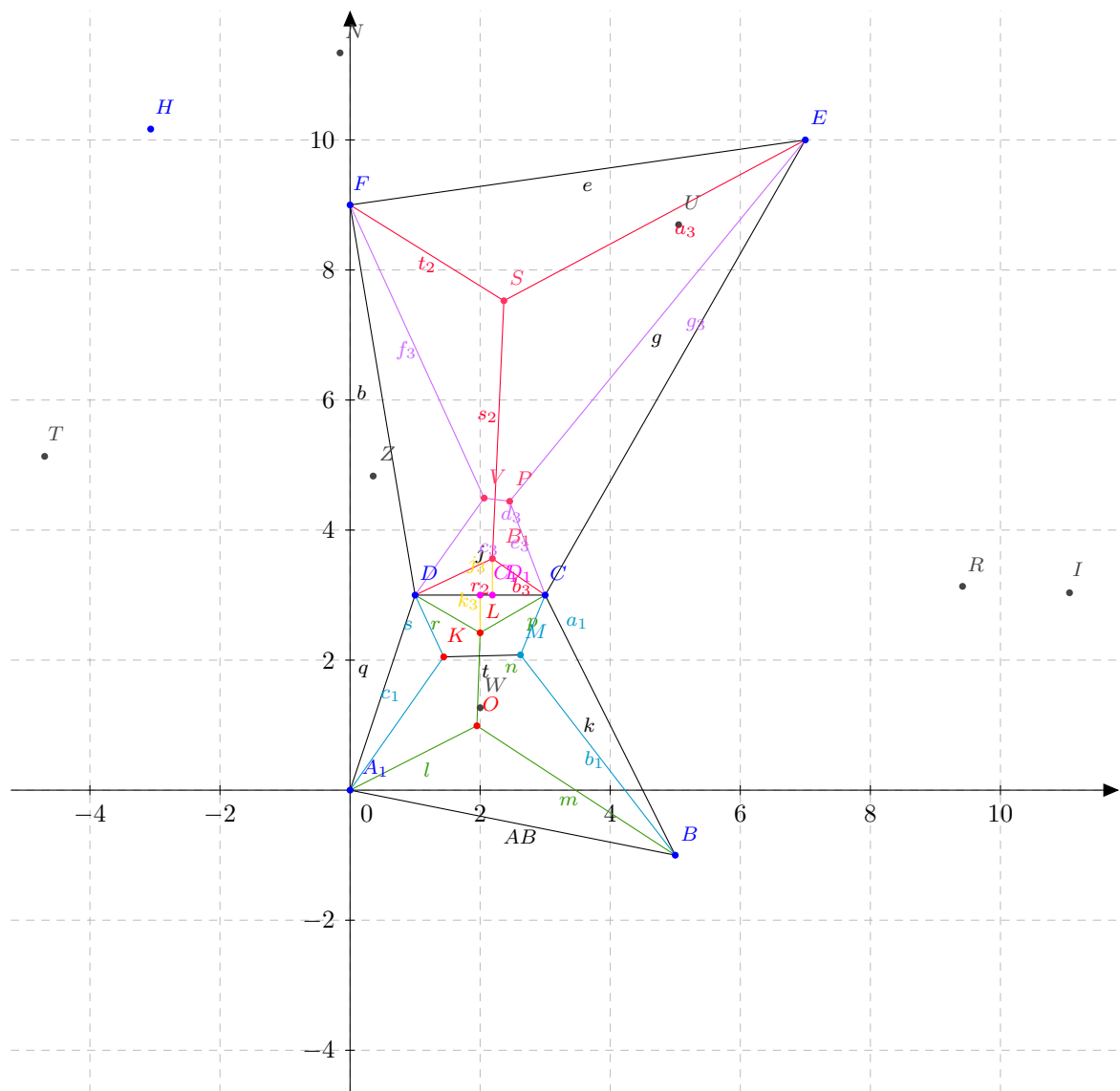


Figura 1: El meu primer graf

Objectius

A partir d'aquest primer graf em vaig plantejar una sèrie de qüestions amb la intenció de trobar les respostes adients:

- Què són els grafs?
- Quins són els procediments, mecanismes i/o eines per aconseguir anar des

del concepte abstracte de grafs fins a les dades concretes i reals que ofereixen una resposta a un planteig inicial?

- Quines són les seves aplicacions?

Els objectius del treball són, doncs:

- Conèixer la teoria de grafs.
- Crear algorismes que permetin solucionar problemes de grafs.
- Mostrar que la teoria de grafs, com a branca de la matemàtica discreta, està present en la realitat que ens envolta.

Formulació de la hipòtesi de partida

La matemàtica discreta, en concret la teoria de grafs, ofereix aplicacions pràctiques a la vida quotidiana i existeixen procediments basats en les matemàtiques que ens permeten fer el pas de la teoria a la realitat. En aquest treball he intentat validar aquesta hipòtesi.

Estructura del treball i fonts d'informació

El treball comença amb la història de la teoria de grafs, la qual em va permetre conèixer els seus orígens i la seva evolució. Tot seguit em vaig endinsar en la part matemàtica. Havia de buscar respostes a les preguntes que m'havia formulat, però primer necessitava conèixer el concepte clau del meu treball: els grafs. El meu punt de partida era molt bàsic. De bon començament doncs, vaig haver de familiaritzar-me amb el llenguatge matemàtic emprat i tot seguit van venir les fórmules i les demostracions. El cert és que cada cop es va anar fent més gran la distància entre els meus coneixements del nivell de primer de Batxillerat i tot allò que anava incorporant al meu bagatge. En aquest procés he tingut la sort de comptar amb el guiatge de la UB que m'ha ofert un acompanyament incondicional. Quan em vaig posar a escriure, em vaig adonar d'un petit entrebanc: un editor de text convencional no era el més adient per a dibuixar esquemes de grafs ni escriure fórmules. Així doncs, seguint un bon consell, em vaig decidir a fer servir el programa \LaTeX : nou repte afegit. Uns dies de pràctiques i unes quantes converses amb l'ordinador em van permetre començar a avançar de nou. Amb tot, havia completat la part II.

La part III va ser tota una altra descoberta. Un cop familiaritzat amb els grafs calia recorre'ls, de node a node, d'aresta a aresta, un passeig que es pot fer de moltes

maneres diferents i amb finalitats diferents. Tot fent camí amb les matemàtiques, mitjançant el programa de "Bojos per les matemàtiques"² i el "Math Summer Camp"³, aquests passejos s'han fet amens i una mica més propers. Ha estat fantàstic trobar punts de confluència que m'anaven aclarint idees i aportant fluïdesa als nous coneixements. Però, com els havia de recórrer? En aquest moment del treball, la programació entra en joc. En els annexos he adjuntat els programes amb llenguatge Python que m'han ofert la possibilitat de gaudir del recorregut. També m'han estat molt útils les classes del MIT que es poden consultar a través de la xarxa.

A la part IV, em vaig allunyar em vaig allunyar de la topologia, per tal de no deixar fora del treball tots aquells grafs on sí que importen les distàncies i posicions en el pla.

Finalment, en la darrera part, la V, he descrit alguns exemples que poden formar part del nostre dia a dia. Sense ser-ne massa conscients, algunes persones treballen i fan que les coses funcionin d'una manera determinada, ens faciliten certes tasques, ens proporcionen seguretat, fan possible que puguem establir contactes... No acabariem la llista. M'he decantat per dos exemples concrets: situar càmeres de vigilància en un edifici familiar i, l'altre, trobar el recorregut del metro de Barcelona que permet anar d'una estació a una altra qualssevol amb el mínim temps possible, tot indicant les línies i les estacions per on transcorrerà i el temps que trigarà.

Part II

Introducció a la teoria de grafs

Aquest primer apartat consisteix en la part més teòrica del treball. Explicaré breument la història d'aquesta branca de la matemàtica i posteriorment ens endinsarem en la teoria de grafs com a tal. La teoria de grafs pot semblar bastant abstracta i, a vegades, complicada d'entendre, però estarà acompanyada de demostracions i exemples propis que pretenen facilitar el seguiment del treball.

²Programa organitzat per FEEMCAT, SCM i Fundació Catalunya La Pedrera

³Activitat organitzada per Fundació Privada Cellex, UPC-FME i CFIS

1 Història del grafs

1.1 Els primers passos

Tot sovint, les noves branques de la matemàtica sorgeixen de cercar solucions a problemes. Problemes que no poden ser resolts ni demostrats amb el que coneixem i que forcen a desenvolupar nous mètodes i teories. La teoria de grafs no n'és una excepció i tot seguit presentaré els problemes que van forjar la creació d'aquesta branca.

Euler i els ponts de Königsberg

La teoria de grafs neix a partir de la solució d'un problema curiós: el problema dels ponts de Königsberg (l'actual Kaliningrad, Rússia). El planteig del problema és el següent:

“El riu Pregel divideix Königsberg en quatre parts separades, i connectades per set ponts. És possible caminar per la ciutat passant per tots els ponts tan sols una vegada?”

Els ciutadans de Königsberg sabien que no era possible, però mai ningú ho havia demostrat fins que Leonhard Euler ho va fer. La demostració de que això no era possible queda recollida en el *“Solutio problematis ad geometriam situs pertinentis”* publicat el 1736, i l'article també va ser inclòs en el volum 8 de *“Commentarii Academiae Scientiarum Imperialis Petropolitanae”* publicat el 1741 [9]. En aquest text, Euler diu el següent:

“A més d'aquella part de la geometria que s'ocupa de les quantitats, la qual sempre ha generat un interès preferent, hi ha una altra part -encara pràcticament desconeguda- que ja fou esmentada per Leibniz amb el nom de geometria de posició. Aquesta part de la geometria estudia tot allò que pot ésser determinat únicament per la posició, així com les propietats de la posició; en aquest camp hom no hauria de preocupar-se de quantitats ni de com obtenir-les. No obstant això, els tipus de problemes que pertanyen a aquesta geometria de posició i els mètodes usats per resoldre'ls encara no són suficientment definits. Així doncs, quan darrerament se'm va plantejar un problema que semblava bàsicament geomètric, però que no demanava l'obtenció de quantitats ni admetia una sol·lució basada en el càlcul de quantitats, em vaig adonar que pertanyia a la geometria de posició, sobretot perquè només es podia usar la posició per resoldre'l, mentre que el càlcul es mostrava inútil.

Així, he decidit exposar ací, com a mostra de la geometria de posició, el mètode que he deduït per a resoldre problemes d'aquesta mena."

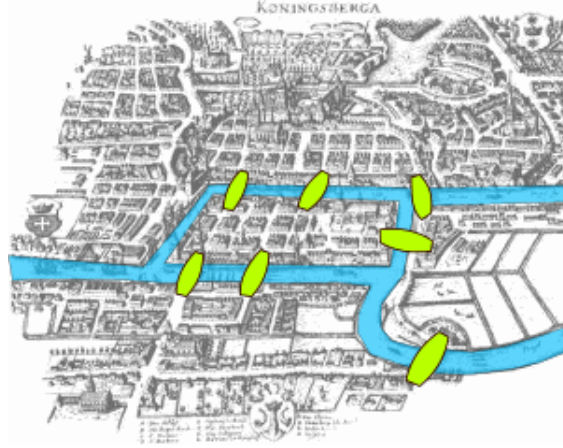


Figura 2: Representació dels ponts de Königsberg ⁴

Per aconseguir demostrar que el problema no tenia sol·lució, Euler va haver de representar el problema mitjançant un mapa topològic, posant les masses de terra com a punts i els ponts com a segments que unien aquests punts, i creant d'aquesta manera el primer graf de la història. Euler va observar que, exceptuant el punt inicial i final del trajecte, quan s'arriba a un punt per un pont, s'ha de sortir per un altre. Això significa que el nombre de vegades que s'entra a un punt equival al nombre de vegades que cal sortir-ne (exceptuant, tal com s'ha dit abans, el punt inicial i final), cosa que no és possible si no hi ha un nombre parell de ponts que vagin a un punt. Cal observar que en el problema original hi ha 4 masses de terra, i totes elles tenen un nombre imparell de ponts o arestes, i per tant no és possible passar per tots els ponts tan sols una vegada. Euler va arribar a la conclusió de que es pot recórrer un graf passant només una vegada per les seves arestes només si aquest tenia 0 o 2 arestes de grau senar, que són les que anirien al punt final i inicial. Aquest resultat es considera el primer en teoria de grafs ja que conté un important teorema d'aquesta branca. A més d'iniciar la teoria de grafs, amb aquest resultat també comença l'estudi dels grafs planars, introdueix el concepte de característica d'Euler de l'espai i el teorema de poliedres d'Euler (teorema que després va utilitzar per demostrar que els sòlids platònics eren els únics sòlids regulars). Amb tot això, Euler posa les bases, no tan sols de l'estudi dels grafs, sinó també de la topologia.

⁴Autor: Bogdan Giușcă. Imatge de domini públic sota la llicència CC BY-SA 3.0 i GNU Free Documentation License (versió 1.2)

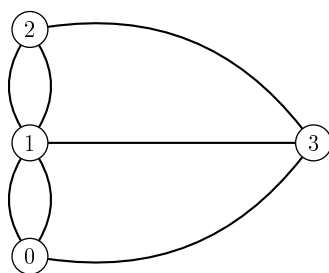


Figura 3: Representació topològica dels ponts de Königsberg

Vandermonde i el tour del cavall d'escacs

A partir de l'article d'Euler, diversos matemàtics van començar a interessar-se pel camp de la topologia (o geometria de la posició, com li deien en aquell moment). Un d'ells fou Alexandre-Théophile Vandermonde. Vandermonde va treballar i estudiar el problema dels cavalls, que planteja quins moviments hem de fer per tal que un cavall passi per totes les caselles del tauler d'escacs, problema que també va tractar Euler. Els estudis que Vandermonde va fer sobre aquest problema van ser publicats el 1771 en el "*Remarques sur des problèmes de situation*" [19], on encara no es feia referència al concepte de graf, tot i que el problema es resol mitjançant aquests. Aquest treball inicia l'estudi de la teoria de nusos, una altra branca de la topologia.

1.2 Les primeres descobertes i aplicacions

Un cop establert l'inici, és difícil veure com va continuar desenvolupant-se la teoria, ja que en els primers treballs es volien resoldre problemes concrets sense establir relacions entre ells. Tot i així, durant el segle XIX es van plantejar una gran quantitat de problemes i es van desenvolupar molts teoremes referents als grafs.

Francis Guthrie

El 1852, Francis Guthrie, matemàtic britànic, es planteja el següent problema mentre intenta pintar un mapa del Regne Unit:

"És possible pintar qualsevol mapa de països de tal manera que un país tingui un color diferent al de tots els seus veïns, utilitzant tan sols quatre colors?"

D'aquest problema en surt el teorema a partir del qual s'estableix que qualsevol mapa pot ser pintat únicament amb quatre colors diferents, de tal manera que dues regions adjacents (entenem com a adjacents dues regions que comparteixin frontera, no tan sols un punt) no tinguin colors iguals. Aquest problema, que pot semblar tan trivial, no va ser demostrat fins l'any 1976. Va passar per mans de pioners com De Morgan, Hamilton, Cayley, Kempe (que va fer una demostració publicada el 1879 [12]), Heawood (que va concloure que la demostració de Kempe no era correcta)... Finalment el 1976 Appel i Haken van demostrar, mitjançant un programa d'ordinador, que tot mapa es podia pintar només amb quatre colors [4, 2]. Pel fet de basar-se en un programa d'ordinador, no va acabar de convèncer la demostració. Així doncs, aquest problema no va ser solucionat de manera formal fins l'any 1996 quan, recorrent a la teoria de grafs ja desenvolupada, Neil Robertson, Daniel P. Andersen, Paul Seymour i Robin Thomas van publicar-ne una demostració. En els treballs d'Appel i Haken es van definir alguns dels conceptes i fonaments de l'actual teoria de grafs.

Arthur Cayley

Arthur Cayley, matemàtic que treballava en la teoria de grups, topologia i combinatòria, també va aportar una gran quantitat de coneixement a la teoria de grafs. Va treballar amb grafs de tipus arbre i va desenvolupar la fórmula n^{n-2} , que determina el nombre d'arbres expansius que té un graf complet de n vèrtex (veure apartat 4.3). Una fórmula semblant apareixia en treballs de Carl Wilhelm Borchardt, en els quals Cayley es va basar i va estendre, tot i que, actualment, qui dona nom a la fórmula és el mateix Cayley.

També va treballar en el desenvolupament d'una representació de l'estructura abstracta d'un grup, creant els grafs de Cayley i el teorema de Cayley. Finalment va contribuir també, l'any 1857, en la representació i enumeració dels isòmers alcans (composts químics que comparteixen fórmula o composició però tenen diferent estructura molecular), representant cada compost mitjançant un graf de tipus arbre. Tot i això, Cayley no només va ser actiu en teoria de grafs, sinó que també va desenvolupar teoremes en àlgebra lineal, topologia i geometria.

William Hamilton i Thomas Kirkman

William Rowan Hamilton va plantejar, l'any 1859, un problema que consistia a trobar un camí que passés una sola vegada per cadascun dels 20 vèrtexs d'un dodecaèdre tot recorrent les seves arestes. Hamilton el va comercialitzar com a joc sota el nom de "The Icosian game" (és important dir que el nom de icosian no feia

referència a la utilització d'un icosaedre, sinó als 20 vèrtexs del dodecaedre per on s'havia de passar). Entorn aquest joc existeix un gran controvèrsia, ja que Euler anteriorment havia plantejat un problema semblant mentre estudiava el problema dels cavalls d'escacs, i Kirkman va plantejar a la Royal Society exactament el mateix problema que Hamilton un temps abans.

Gustav Kirchhoff

Gustav Kirchhoff, conegut majoritàriament en el camp de l'electrotècnia per les lleis de Kirchhoff, també va fer aportacions importants a la teoria de grafs. Les seves lleis, publicades el 1874, es basen en la teoria de grafs, però a més, va ser el primer d'utilitzar els grafs en aplicacions industrials. Va estudiar sobretot els grafs de tipus arbre i, amb la investigació que va dur a terme, va formular el teorema de Kirchhoff, referent al nombre d'arbres d'expansió que es poden trobar en un graf. Aquest teorema es considera una generalització de la fórmula de Cayley.

1.3 Teoria de grafs moderna

Durant el segle XX, la teoria de grafs es va continuar desenvolupant. Amb les bases ja establertes durant el segle XIX, els matemàtics hi van començar a treballar i el 1936 Dénes König va escriure el primer llibre de teoria de grafs: *Theorie der endlichen und unendlichen Graphen* [13]. Frank Harary va escriure el llibre "Graph Theory" l'any 1969 [11], fent més accessible la teoria de grafs. El desenvolupament de la informàtica i les noves tècniques de computació van permetre treballar amb grafs a molt més gran escala, fent possible, per exemple, la ja citada primera demostració del teorema dels quatre colors per Appel i Haken.

Actualment la teoria de grafs és una part molt important de la matemàtica discreta i està relacionada amb molts àmbits diferents, com per exemple la topologia, la combinatòria, la teoria de grups, la geometria algebraica... Des del seu desenvolupament s'han utilitzat els grafs per resoldre problemes referents a aquests camps i representar-los visualment. Té aplicacions en molts altres àmbits com per exemple la computació, la informàtica, la física, la química, l'electrònica, les telecomunicacions, la biologia, la logística i fins i tot en l'àmbit econòmic.

2 Principis bàsics

Un *graf* $G = (V, E)$ es defineix com un conjunt de *vèrtexs* (o nodes) $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ i un conjunt d'*arestes* $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$, cadascuna de les quals uneix dos vèrtex de V . Si v_i i v_j , amb $v_i, v_j \in V$, estan units per l'aresta e_k escriurem $e_k = \{v_i, v_j\}$. Quan volguem especificar el graf concret empararem les notacions $V(G)$ i $E(G)$. Així doncs un graf està format per un conjunt de punts i un conjunt d'arestes que uneixen alguns d'aquests punts. El nombre de vèrtexs d'un graf queda determinat pel nombre d'elements que hi ha en el conjunt V , per tant ens referirem a ell com a $|V|$ (cardinal de V). Amb les arestes passa el mateix, i també utilitzarem $|E|$ per indicar el nombre d'arestes d'un graf. Definim també que dos vèrtexs són *adjacents* si estan units per una aresta i, com a conseqüència, són *incidentes* a l'aresta.

La idea intuïtiva de graf convida a utilitzar representacions gràfiques. Així, en la figura 4 es mostra un graf simple G format per:

- $V = \{v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6\}$
- $E = \{\{v_1, v_2\}, \{v_1, v_4\}, \{v_1, v_5\}, \{v_2, v_5\}, \{v_3, v_4\}, \{v_3, v_5\}, \{v_3, v_6\}, \{v_4, v_6\}\}$

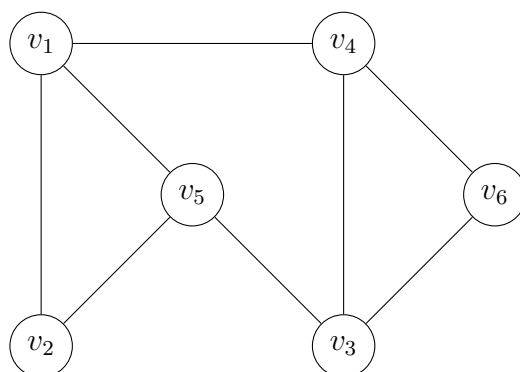


Figura 4: Representació gràfica del graf $G = (V, E)$ que s'ha presentat

Si una aresta comença i acaba en el mateix vèrtex (per exemple $e_m = \{v_i, v_i\}$ s'anomena llaç (figura 5, cas (a)). També pot ser que hi hagi dues arestes idèntiques, és a dir, dues arestes que uneixin v_i i v_j (figura 5, cas (b)). En qualsevol d'aquests dos casos anteriors, el graf s'anomena *multigraf* o *pseudograf*. En cas contrari, el graf serà anomenat *simple*. Amb el que hem vist fins ara, podem dir que $e_1 = \{v_1, v_2\}$ és equivalent a $e_2 = \{v_2, v_1\}$, ja que es tracta de parells no ordenats. Tanmateix, existeixen grafs en els quals les arestes han de ser recorregudes en un sentit determinat. En aquest cas, s'anomenen grafs *dirigits*. Aleshores si

$e_1 = (v_1, v_2)$ i $e_2 = (v_2, v_1)$, $e_1 \neq e_2$, ja que es tracta de parells ordenats (figura 5, cas (c)). En la següent imatge es mostren els grafs esmentats anteriorment:

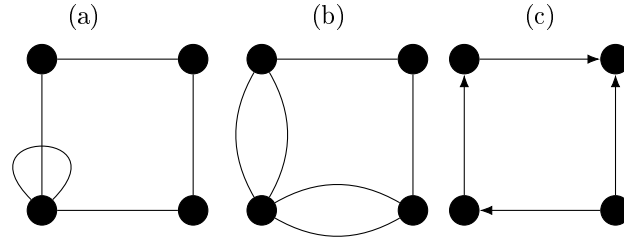


Figura 5: Graf amb un llaç (a), graf amb arestes múltiples (b) i graf dirigit (c)

Direm que un graf no dirigit $G = (V, E)$ és *connex* si per a qualsevol $v_i, v_j \in V$ $v_i \neq v_j$ existeix un *camí* (successió d'arestes) que els uneix.

El nombre d'arestes que són incidents a un vèrtex v (comptant els llaços com a dues arestes) determinen el que anomenarem *grau* de v , que es representa amb $g(v)$. La successió de graus d'un graf serà la successió que s'obté a l'ordenar de manera creixent els graus dels seus vèrtex. Cal dir que no és un problema gens trivial saber si una successió de nombres naturals donada pot ser una successió de graus d'un graf. El grau mínim d'un graf $G = (V, E)$ queda determinat de la següent manera: $\delta(G) = \min\{g(v) : v \in V(G)\}$. De manera similar, el grau màxim de G , $\Delta(G) = \max\{g(v) : v \in V(G)\}$.

Si d'un graf connex en treiem una aresta o un node, en resulta un altre (o més d'un) graf connex. Si $v \in V(G)$, indicarem per $G - v$ al graf que s'obté al suprimir el vèrtex v i totes les seves arestes incidents. De la mateixa manera, si $e \in E(G)$, $G - e$ indicarà el graf que s'obté a l'eliminar la aresta e .

Amb tots aquests conceptes ja podem veure el teorema d'Euler, un dels primers teoremes en teoria de grafs i un dels més importants.

Teorema 1 (Euler)

En tot graf $G = (V, E)$, la suma dels graus dels vèrtex és igual al doble del nombre d'arestes.

$$\sum_{v \in V(G)} g(v) = 2|E(G)|$$

Demostració: Només cal veure que cada aresta té dos extrems i que suma dos en el total dels graus. La demostració formal és més complicada, i comporta desenvolupar una inducció respecte del nombre d'arestes:

- Si $|E| = 0$, no cal considerar el cas. Si $|E| = 1$, o bé $|V| = 2$ i cada vèrtex té grau 1 o bé la aresta és un llaç i hi ha un sol vèrtex de grau 2. En qualsevol d'aquests dos casos, el teorema es verifica.
- Ara suposem que el teorema està demostrat per a $|E| \leq k$ i que G és un graf amb $|E| = k + 1$. Si e és una aresta de G prenem $H = G - e$.
- Llavors tots els vèrtexs de H tenen el mateix grau a H que a G excepte 2 que tenen un grau menys o un que té dos graus menys (només en el cas que e sigui un llaç). En tots dos casos obtenim que:

$$\sum_{v \in V(G)} g(v) = \sum_{v \in V(H)} g(v) + 2 = 2(|E| - 1) + 2 = 2|E|$$

D'aquesta demostració en treiem una altra afirmació:

En tot graf, el nombre de vèrtex amb grau imparell, és parell.

3 Isomorfismes

Es diu que dos grafs són isomorfs si existeix una funció bijectiva φ entre els seus vèrtexs que conservi les arestes. Formalment dos grafs G i H són isomorfs si

$\exists \varphi : V(G) \rightarrow V(H)$ tal que $\forall u, v \in V(G), \overline{\varphi(v)\varphi(u)} \in E(H)$ si i només si $\overline{vu} \in E(G)$

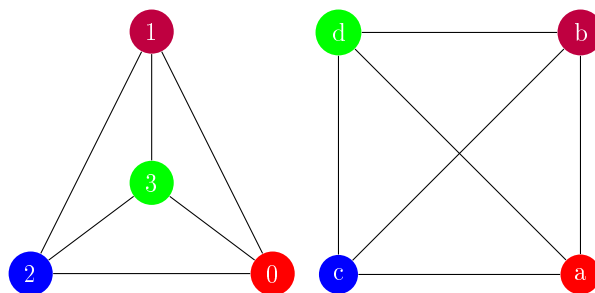


Figura 6: Grafs isomorfs

4 Tipus de grafs

Fins ara hem vist els conceptes bàsics en teoria de grafs i algunes de les propietats que compleixen tots els grafs. No obstant, existeixen diversos tipus de grafs que tenen propietats especials. A continuació se'n presenten alguns.

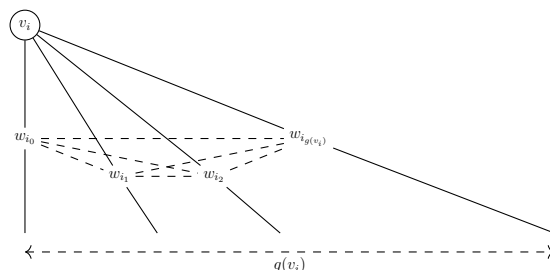
4.1 Graf lineal

Un graf lineal $L(G)$ d'un graf G és un graf que representa les adjacències entre les arestes de G . Formalment, donat un graf G , el graf lineal $L(G)$ és aquell en el qual cada vèrtex correspon a una aresta de G i dos vèrtexs són adjacents només si les arestes corresponents a G comparteixen un vèrtex.

Propietat 1 El graf lineal d'un graf amb n nodes, e arestes i amb vèrtexs de graus $g(v_i)$ té $n' = e$ nodes i e' arestes, on

$$e' = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n g(v_i)^2 - e$$

Demostració: Cada node v_i amb grau $g(v_i)$ del graf original generarà un graf complet de $g(v_i)$ nodes ($K_{g(v_i)}$)⁵.



Un graf complet té $\binom{n}{2} = \frac{n(n-1)}{2}$ arestes, per tant en aquest cas se'n generen $\frac{g(v_i)(g(v_i)-1)}{2}$. Però això es compleix per a cada vèrtex, i llavors podem escriure

$$\sum_{i=1}^n \frac{1}{2} g(v_i)(g(v_i)-1) = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n (g(v_i)^2 - g(v_i)) = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n g(v_i)^2 - \frac{1}{2} \underbrace{\sum_{i=0}^n g(v_i)}_{\substack{2|E| \\ |E|}} = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n g(v_i)^2 - e$$

⁵Veure apartat 4.3

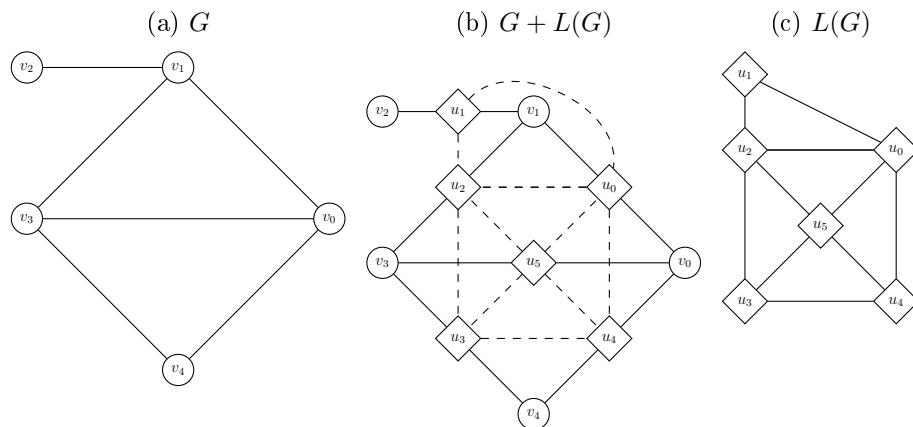


Figura 7: Procés de construcció d'un graf lineal

4.2 Cicles

Els *cicles* són grafs 2-regulars⁶ amb n vèrtexs i n arestes, i s'anomenen C_n .

Propietat 1 El graf lineal d'un cicle és ell mateix.

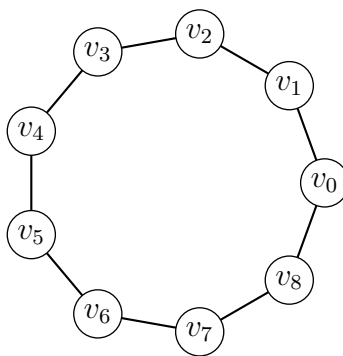


Figura 8: Cicle C_9

⁶Veure apartat 4.12

4.3 Grafs complets

Un *graf complet* és un graf on cada vèrtex està unit a tots els altres una sola vegada. Un graf complet amb n nodes és un graf simple, $(n - 1)$ -regular i la seva nomenclatura és K_n .

Propietat 1 Els grafs complets tenen $\binom{n}{2} = \frac{n(n-1)}{2}$ arestes.

Propietat 2 El nombre de cicles que conté un graf complet queda determinat per la següent igualtat:

$$C_n = \sum_{K=3}^n \frac{1}{2} \binom{n}{k} (k - 1)!$$

On:

$\frac{1}{2}$ es multiplica perquè es contenen dues vegades els cicles, ja que no són dirigits.

$\binom{n}{k}$ és el nombre de grups de k elements que es poden agafar.

$(k - 1)!$ és el nombre de permutacions circulars de k elements.

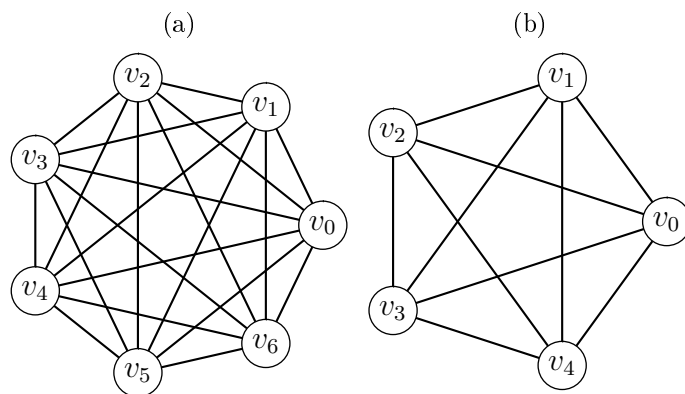


Figura 9: Grafs complets K_7 (a) i K_5 (b)

4.4 Grafs bipartits

Els *grafs bipartits* són aquells en els quals els vèrtexs es poden separar en dos conjunts disjunts U i W (és a dir, que els dos conjunts no tinguin elements comuns)

de tal manera que un vèrtex d'un conjunt no sigui mai adjacent a un altre vèrtex del mateix conjunt. Es pot dir també que un graf és bipartit si i sols si no conté cicles de longitud senar.

Propietat 1 Tots els grafs C_n amb n parell, són també grafs bipartits.

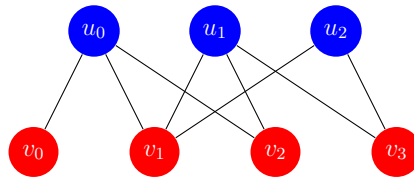


Figura 10: Graf bipartit

4.5 Grafs bipartits complets

Els *grafs bipartits complets* són grafs bipartits en els quals cada element del conjunt U està unit a tots els elements dels del conjunt W . S'anomenen $K_{m,n}$, on $m = |U|$ i $n = |W|$.

Propietat 1 En els grafs bipartits $K_{m,n} = K_{n,m}$, $|V| = n + m$ i $|E| = mn$.

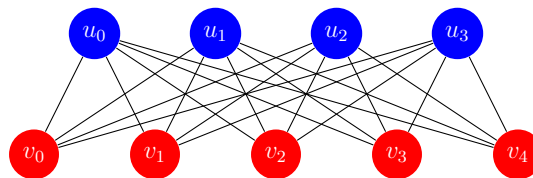


Figura 11: Graf bipartit complet $K_{4,5}$

4.6 Grafs xarxes

Els *grafs xarxes* bidimensionals $G_{m,n}$ són grafs bipartits que formen un entramat en forma de quadrícula de $m \times n$ vèrtexs.

Propietat 1 Es pot generalitzar per a xarxes de més dimensions com a $G_{m,n,o,\dots}$.

Propietat 2 Un graf xarxa té mn vèrtexs i $(m-1)n + (n-1)m$ arestes.

Demostració: Tal com es pot veure a la figura 12, un graf xarxa té

$$(n-2)(m-2) + 2(m-2) + 2(n-2) + 4 = nm - 2m - 2n + 4 + 2m - 4 + 2n - 4 + 4 = mn$$

vèrtexs. D'altra banda, la suma dels graus de tots els vèrtexs és

$$\frac{4(m-2)(n-2) + 3 \times 2(m-2+n-2) + 4 \times 2}{2} = 2(m-2)(n-2) + 3(m-2) + 3(n-2) + 4$$

Si es desenvolupa, s'obté

$$(n-2)(m-2) + (n-2)(m-2) + 2(m-2) + (m-2) + 2(n-2) + (n-2) + 4$$

on la suma dels elements marcats equival a mn . Si es continua desenvolupant tenint en compte aquest detall, s'obté

$$mn - 2m - 2n + 4 + m - 2 + n - 2 + mn = 2mn - m - n = \boxed{m(n-1) + n(m-1)}$$

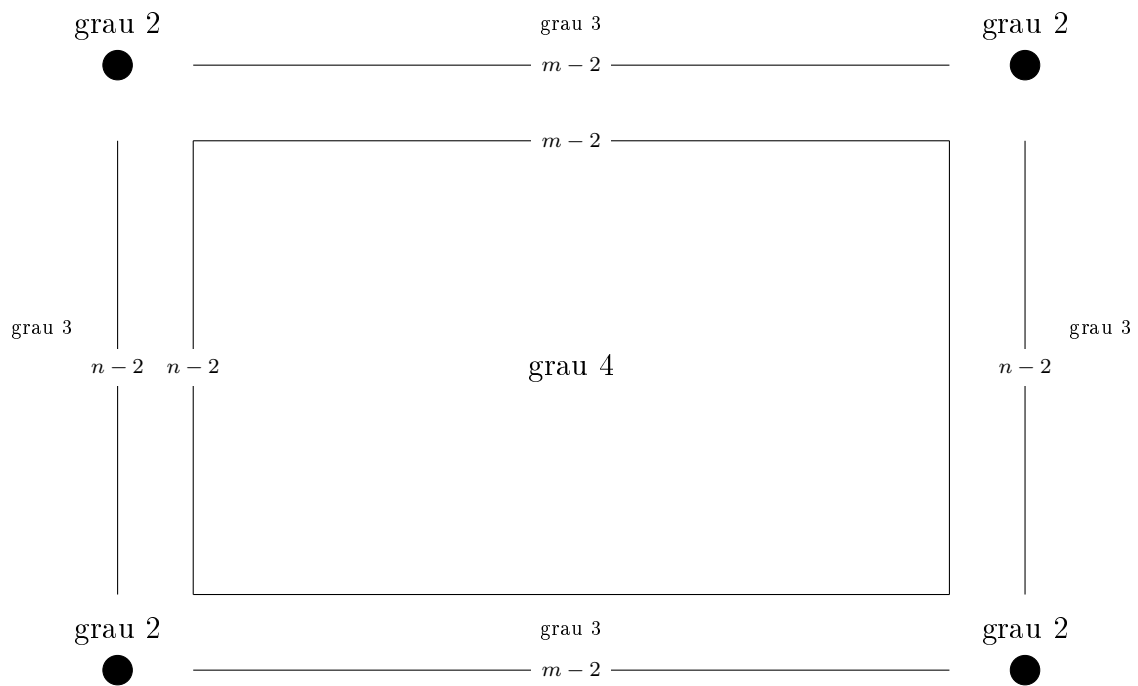


Figura 12: Representació dels graus dels diferents nodes d'un graf xarxa

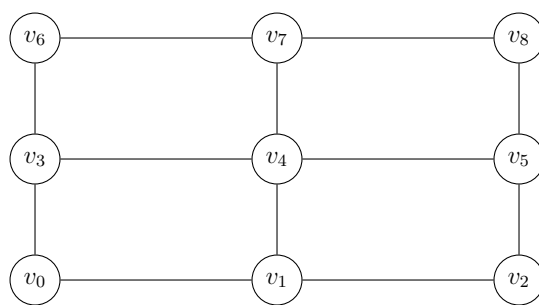


Figura 13: Graf xarxa $G_{3,3}$

4.7 Arbres

Els *arbres* són un tipus molt important de grafs: són grafs connexos sense cicles, de manera que existeix un únic camí entre dos vèrtexs.

Propietat 1 Si a un arbre se li afegeix una aresta, es genera un cicle, i si se'n treu una, el graf deixa de ser connex.

Propietat 2 Hi ha un tipus especial d'arbres anomenats *elementals* o *camins*, que són els arbres amb $|V| = 1$, $|V| = 2$ i en general tots aquells on $\delta = 1$ i $\Delta = 2$. S'anomenen P_n , on $n = |V|$. També es pot pensar en grafs elementals com a $G_{n,1}$.

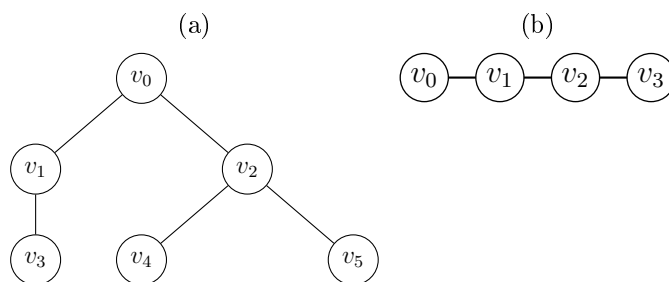


Figura 14: Arbre (a) i graf elemental P_4 (b)

Teorema 2

Un arbre amb n nodes té $n - 1$ arestes.

Demostració: Si comprovem el cas on un arbre T té $n = 1$ vèrtexs, veiem que no té cap aresta, per tant el teorema es compleix. Si treiem una aresta de l'arbre, sorgiran 2 arbres més T_1 i T_2 . Per hipòtesi, T_1 tindrà $v_1 = |V(T_1)|$ vèrtexs i $n_1 - 1 = |E(T_1)|$ arestes, i T_2 tindrà $n_2 = |V(T_2)|$ vèrtexs i $n_2 - 1 = |E(T_2)|$ arestes. Llavors el nombre d'arestes de T és $(n_1 - 1) + (n_2 - 1) + 1 = (n_1 + n_2) - 1$. Deduïm llavors que el nombre de nodes de T és $n_1 + n_2$. Dit d'una altra manera, $|E(T)| = |V(T)| - 1$.

Com a conseqüència d'aquest teorema, en podem arribar a un altre:

Teorema 3

En un arbre T amb $|V| \geq 2$, hi ha com a mínim dos vèrtexs de grau 1 (anomenats fulles).

Demostració: Fem un raonament per reducció a l'absurd. Suposem que no es compleix el teorema que volem demostrar, és a dir, que $g(v_i) > 1$ per a tots els vèrtexs. Llavors es compleix que

$$\sum_{v \in V} g(v) > \sum_{v \in V} 2 = 2|V|$$

Però això no és correcte, ja que, com a conseqüència del Teorema 1 i Teorema 2 podem dir que en un arbre

$$\sum_{v \in V} g(v) = 2|E| = 2|V| - 2$$

i estem dient que $2|V| - 2 \geq 2|V|$. Amb això ja podem veure que necessitem treure com a mínim dos graus, però demostrem també que amb un sol node de grau 1 tampoc és suficient. Suposem ara que l'arbre té un sol node tal que $g(v) = 1$ i els altres tenen com a mínim grau 2. Llavors

$$2|V| - 2 = \sum_{v \in V} g(v) = 1 + \sum_{\substack{v \in V \\ \text{si } g(v) \neq 1}} g(v) \geq 1 + \sum_{\substack{v \in V \\ \text{si } g(v) \neq 1}} 2 = 1 + 2(|V| - 1) = 2|V| - 1$$

Ara estem dient que $2|V| - 2 \geq 2|V| - 1$, que torna a ser una contradicció. Sabem que si treiem un grau més, el teorema es complirà, i hem demostrat que el mínim nombre de vèrtexs de grau 1 és 2.

Hi ha una altra manera de demostrar-ho, més directa: Suposem que a l'arbre hi ha k vèrtex de grau 1, i $|V| - k$ de grau $g(v_i) \geq 2$. D'aquesta manera

$$2|V| - 2 = \sum_{v \in V} g(v) \geq k + 2(|V| - k) = 2|V| - k$$

Llavors podem dir que $-2 \geq -k$ i per tant $2 \leq k$.

Hi ha un altre teorema que relaciona el nombre de fulles amb el grau màxim d'un arbre:

Teorema 4

El nombre de fulles d'un arbre T és més gran o igual a Δ .

Demostració: Si eliminem un node de grau Δ de l'arbre, juntament amb totes les seves arestes incidents, obtenim un conjunt de Δ grafs disconnexos. Si alguns d'aquests grafs consisteixen en tan sols un node, vol dir que abans eren adjacents al node que hem eliminat, per tant, només tenien grau 1. Si, pel contrari, formen nous arbres, pel teorema 3 podem dir que hi haurà com a mínim dues fulles. Encara que hi ha la possibilitat que un dels nodes amb grau 1 sigui l'adjacent al node que hem tret, sempre podem garantir que hi ha com a mínim una fulla. Per tant, també podem garantir que hi haurà com a mínim Δ fulles.

4.8 Graf roda

Un *graf roda* amb n vèrtex és un graf que conté un cicle de longitud $n - 1$, on tots els vèrtex del cicle estan connectats a un vèrtex fora del cicle, anomenat *node central*. S'escriu W_n i, a vegades, simplement s'estudia com a $C_{n-1} + K_1$.

Propietat 1 El node central té grau $n - 1$, i la resta de nodes tenen grau 2.

Propietat 2 El nombre de cicles que conté un graf roda amb n vèrtexs està determinat per $n^2 - 3n + 3$.

Demostració: El nombre de cicles que conté un graf roda és la suma del nombre de cicles de longitud des de 3 fins a n ($\sum_{i=3}^n C_i$). Amb l'excepció de C_{n-1} , el nombre de cicles per a cada i és $n - 1$. En el cas de C_{n-1} n'hi ha n de possibles, però ho representem de la manera $n - 1 + 1$, per tal que sigui més còmode operar. Com que els cicles són possibles a partir de longitud 3, en total hi ha $n - 2$ longituds possibles. D'aquesta manera podem escriure $(n - 2)(n - 1) + 1 = \boxed{n^2 - 3n + 3}$.

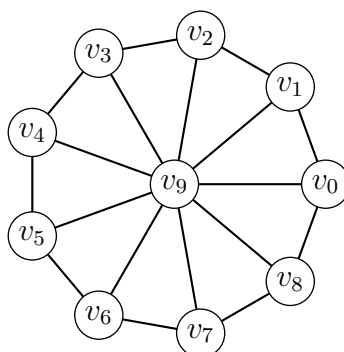


Figura 15: Roda W_{10}

4.9 Grafs estrella

Un *graf estrella* de grau n és aquell que conté un vèrtex amb grau $n - 1$ i els $n - 1$ vèrtexs restants de grau 1. La seva nomenclatura és S_n .

Propietat 1 Són estrelles tots els grafs bipartits de la forma $K_{1,n-1}$ o $K_{n-1,1}$.

Propietat 2 El graf lineal de S_n és K_{n-1} .

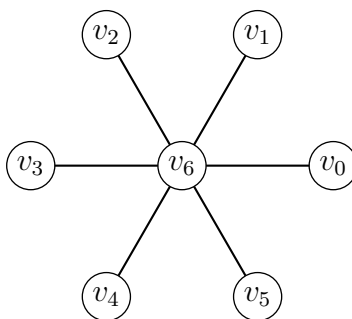


Figura 16: Graf estrella S_7

4.10 Grafs complementaris

El *graf complementari* del graf G és el graf H amb els mateixos vèrtexs que G , de manera que dos vèrtexs d' H seran adjacents si i només si a G no ho són. Formalment, si $G = (V, E)$ és un graf simple i $K = E(K_n)$ és el conjunt d'arestes derivades de totes les possibles combinacions de dos elements de V , essent $n =$

$|V(G)|$, llavors $H = (V, K \setminus E)$ ⁷. Per indicar el complementari de G s'escriu \bar{G} o G' .

Propietat 1 Per obtenir el graf complementari de G tan sols cal afegir les arestes que falten per obtenir un graf complet i treure totes les que hi eren inicialment (ja que $|E(G)| + |E(\bar{G})| = |K|$). Veure figura 17.

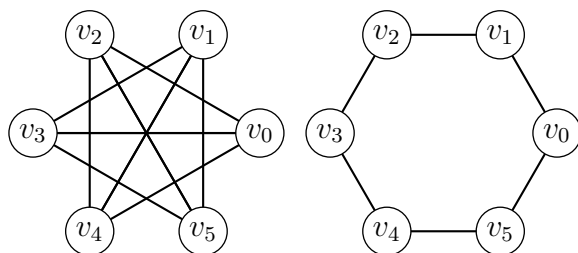


Figura 17: Un graf G i el seu complementari \bar{G}

4.11 Graf nul i grafs buits

Els *grafs buits* són grafs sense arestes, és a dir, conjunts d' n vèrtexs. Són els complementaris dels grafs complets K_n , i per tant la seva nomenclatura és \bar{K}_n , o simplement, N_n . Estrictament s'anomena *graf nul* a N_0 i buits a la resta, però com que normalment no s'utilitza N_0 , convencionalment es diuen nuls tots els elements del conjunt dels buits.

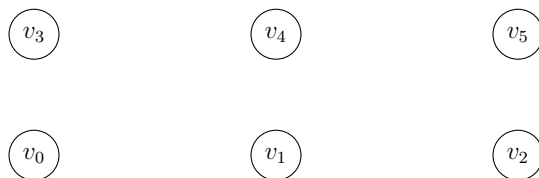


Figura 18: Graf buit N_6

4.12 Grafs regulars

Es diu que un graf $G = (V, E)$ és *regular de grau r* quan tots els seus vèrtexs tenen grau r . Formalment, un graf és r -regular quan $\Delta(G) = \delta(G) = r$. Un graf 0-regular és un graf nul ⁸, un graf 1-regular consisteix en arestes separades entre

⁷La notació $K \setminus E$ indica el conjunt dels elements de K que no són a E

⁸Veure apartat 4.11

elles i un graf 2-regular consisteix en un o més cicles separats. A partir d'aquí, els grafs regulars més importants tenen noms propis, com per exemple els 3-regulars, que són els *cúbics*; els 4-regulars, *quàrtics*; els 7-regulars, *grafs de Witt truncats dobles*; els 8-regulars, *grafs de 24 cel·les*...

A la imatge 19 es poden veure diversos exemples de grafs regulars.

Propietat 1 No necessàriament existeix un únic graf r -regular, sinó que sovint s'en poden fer amb diferent nombre de vèrtexs.

Propietat 2 Com a conseqüència del teorema 2, per a tots els grafs r -regulars amb n vèrtexs es compleix que

$$|E(G)| = \frac{1}{2}nr$$

on $|E(G)|$ és el nombre d'arestes.

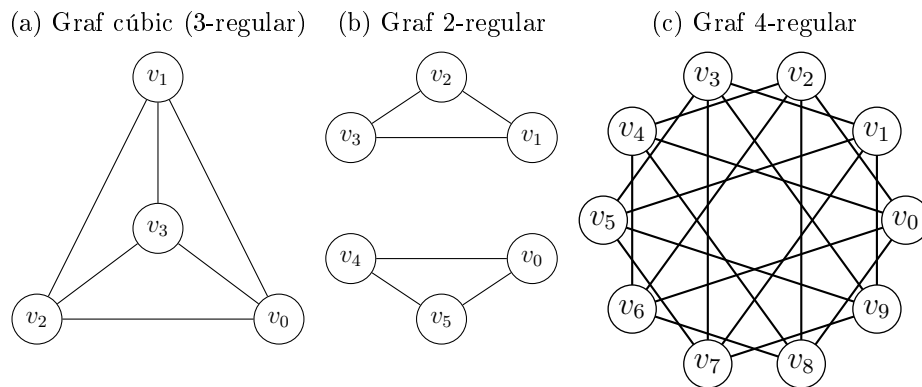


Figura 19: Exemples de grafs regulars

Part III

Camins i algorismes

"Simplicity is a prerequisite for reliability"

Edsger W. Dijkstra

Sovint, quan utilitzem un graf per modelitzar quelcom, ens interessa poder-hi fer algunes operacions. Podem, per exemple, voler trobar un camí entre dos punts, recórrer el graf sencer o trobar el camí més curt per anar d'un vèrtex a un altre. Per aquest motiu utilitzem els camins, que trobarem o generarem mitjançant diversos algorismes.

En aquesta secció es mostraran i s'implementaran diverses maneres de recórrer un graf, trobant la manera més eficient per a cada cas.

5 Grafs ponderats i dirigits

5.1 Grafs ponderats

Els *grafs ponderats* són grafs on cada aresta e està associada a un nombre $w(e)$ anomenat *pes* o *cost*, tal que $w(e) \in \mathbb{R}$. El pes pot representar diverses quantitats, segons el que es vulgui modelitzar. Moltes vegades s'utilitza per representar distàncies, però si per exemple modelitzem una xarxa de distribució d'aigua, ens pot interessar representar el cabal de les canonades, o en una xarxa de bus, la densitat de trànsit de cada tram.

Grafs dirigits

Els *grafs dirigits* són grafs les arestes dels quals només admeten un sentit. D'aquesta manera, una aresta $e_0 = (v_0, v_1) \neq e_1 = (v_1, v_0)$ ⁹. De fet, no necessàriament ha d'existir una aresta contrària a una altra.

Aquest tipus de grafs poden ser útils per representar carreteres, o moviments vàlids en algun joc.

6 Camins

Un *camí* p és una seqüència finita i ordenada d'arestes que connecta una seqüència ordenada de vèrtexs. Un camí p de longitud k (expressat com a $l(p) = k$) entre el vèrtex inicial v_0 i el vèrtex final v_k (sempre que $v_0 \neq v_k$) és una successió de k arestes i $k + 1$ vèrtexs de la forma $\overline{v_0, v_1}, \overline{v_1, v_2}, \dots, \overline{v_{k-1}, v_k}$. Per definició, també

⁹Observi's la diferència de notació per a les arestes dels grafs dirigits i no dirigits, atenent al fet que l'ordre dels vèrtexs en un cas importa i en l'altre no

es pot representar un camí p entre v_0 i v_k com a successió de vèrtex $p = v_0v_1 \cdots v_k$. En aquest cas, pot ser tractat com un graf elemental P_n .

Un cas especial és quan el camí comença i acaba al mateix vèrtex ($v_0 = v_k$). Llavors el camí és un cicle, i és l'equivalent a un graf cicle C_n .

Quan un camí té totes les arestes diferents, s'anomena *simple*, i si a més té tots els vèrtexs diferents, s'anomena *elemental*.

En els grafs, ponderats, la *longitud* d'un camí $p = v_0v_1 \cdots v_n$ no es defineix pel nombre d'arestes per on passa el camí, sinó fent el sumatori dels pesos de les arestes

$$\text{longitud}_w(c) = \sum_{i=0}^{n-1} w(\overline{v_i, v_{i+1}})$$

La *distància* entre dos vèrtexs v i u , $d_w(v, u)$, és la que s'obté a l'agafar la menor longitud d'entre tots els camins elementals entre v i u .

6.1 Camins Eulerians

Un *camí Eulerià* d'un graf és un camí que recorre totes les arestes d'un graf una sola vegada. De la mateixa manera, un cicle Eulerià consisteix en un camí que utilitza totes les arestes d'un graf una sola vegada i el punt inicial i final és el mateix. Un graf connex té un camí Eulerià si i només si té 0 o 2 vèrtexs de grau imparell, i té un cicle Eulerià si i només si tots els vèrtex del graf tenen grau parell.

6.2 Camins Hamiltonians

Un camí Hamiltonià és un camí que passa una sola vegada per cadascun dels vèrtexs d'un graf. Un cicle Hamiltonià és un camí Hamiltonià en el qual el vèrtex inicial és igual al vèrtex final.

7 Estructures de dades dels grafs

En els grafs, normalment s'ha de tractar una gran quantitat d'informació: nodes, arestes, pesos, sentits... Tota aquesta informació no és difícil de gestionar si el graf que s'estudia és petit, ja que fins i tot es pot dibuixar. El problema sorgeix quan el graf en qüestió és més gran, com per exemple podria ser una xarxa de

clavagueram o de metro. Llavors la informació a tractar és molta, i és convenient organitzar-la en estructures de dades. Les estructures de dades solen ser utilitzades en la programació, però en aquest cas sol ser beneficiós usar-ne fins i tot quan no es treballa amb informàtica.

Les matrius i llistes d'adjacència són les més utilitzades.

Matrius

Matriu d'adjacència

La *matriu d'adjacència* d'un graf és una matriu quadrada que conté informació respecte el nombre d'arestes que uneixen qualsevol parella de nodes, i s'organitza de la següent manera:

Si G és un graf amb $|V|$ nodes, $A(G) = (a_{ij})_{i,j=1,\dots,|V|}$ és la seva matriu d'adjacència de $|V| \times |V|$, on a_{ij} correspon al nombre d'arestes que uneixen els nodes i i j , comptant com a 2 els llaços, que sempre es trobaràn a la diagonal. La matriu serà simètrica si el graf ho és, i podrem conèixer el grau d'un node i fent el sumatori de les caselles de la i -èsima fila. A vegades, quan s'utilitzen grafs ponderats, les matrius d'adjacència s'omplen amb els pesos de les arestes, per no haver d'utilitzar altres estructures per emmagatzemar la resta d'informació. En aquest tipus de grafs, els llaços no necessàriament valdran 2, però es podran diferenciar perquè estaràn a la diagonal. En aquest cas, el problema serà que no es podran representar arestes múltiples amb pesos diferents. Tot i així, en termes de programació, utilitzar aquesta estructura de dades (sobretot en grafs grans) no és el més eficient, ja que la matriu creix molt ràpidament. La matriu d'un graf de $|V|$ nodes té $|V|^2$ espais, i en grafs poc densos, la majoria d'espais estan ocupats per 0, de tal manera que s'està utilitzant molta memòria que no conté informació útil. De la mateixa manera, si afegim un nou node al graf, que serà l' n -èssim, s'haurà d'afegir $2n - 1$ espais a la matriu.

Matriu d'incidència

La *matriu d'incidència* d'un graf G sense llaços, $I(G) = (b_{i,j})_{i=1,\dots,|V(G)|, j=1,\dots,|E(G)|}$, és la matriu binària de $|V(G)| \times |E(G)|$ on $b_{i,j}$ indica si l'aresta j és incident al node i .

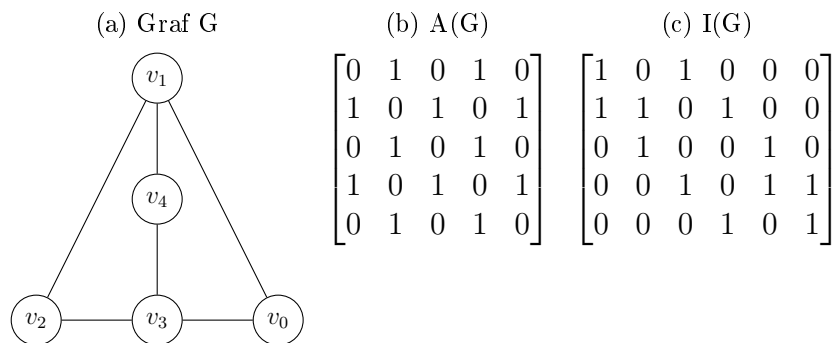


Figura 20: Graf G amb les seves corresponents matrius d'adjacència i incidència

Llistes d'adjacència

Aquesta estructura de dades és molt utilitzada per tractar grafs, ja que ocupa menys memòria i només inclou la informació necessària. Les *llistes d'adjacència* d'un graf G consisteixen en un conjunt de $|V(G)|$ llistes. Cada llista correspon a un node del graf, i conté els nodes al quals és adjacent. En informàtica s'acostumen a fer mitjançant apuntadors, de tal manera que, a partir de cada element de la llista, es pugui accedir a la seva pròpia llista, essent així molt més eficient fer iteracions. Amb l'esquema següent es pot veure més clarament:

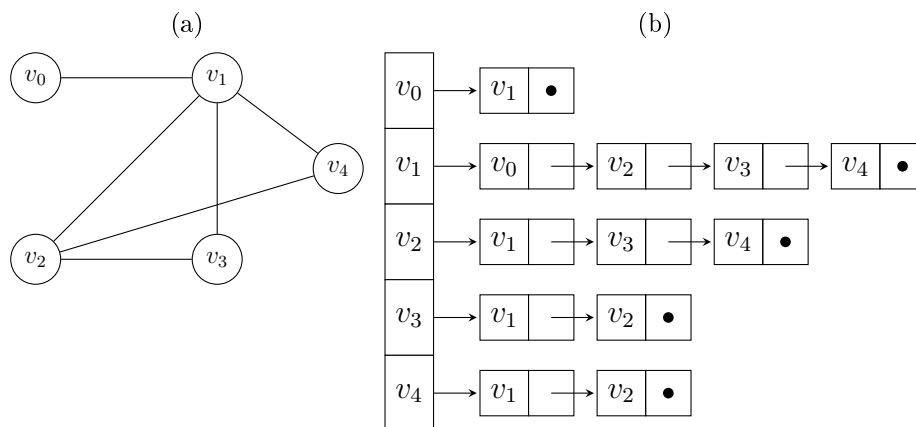


Figura 21: Un graf G (a) i la seva llista d'adjacència (b)

8 Algorismes

Un *algorisme* és un conjunt d'instruccions precises i ben definides que, donada una entrada, calculen la sortida corresponent segons les instruccions que té.

Per automatitzar diversos càlculs sobre grafs, molts científics han treballat desenvolupant processos universals que poden ser duts a terme per ordinadors. Aquests processos, anomenats *algorismes*, consisteixen en conjunts específics d'ordres que s'executen sobre unes estructures de dades que contenen el graf.

Per fer l'anàlisi dels algorismes, s'haurà de fer l'anàlisi de la cota superior asimptòtica, és a dir, analitzar el temps d'execució de l'algorisme quan l'entrada és la més gran i complexa possible. Per a aquest propòsit s'utilitzarà la notació de Landau, també anomenada notació de la gran "O". Els temps majoritàriament es calcularan en funció del nombre d'arestes o de nodes. Cal tenir present que tots els logaritmes que apareguin en funcions de Landau són logaritmes en base 2, sempre que no s'indiqui el contrari.

A continuació se'n mostren uns quants d'importants per fer operacions sobre grafs.

8.1 BFS

Aquest algorisme serveix per examinar l'estructura d'un graf o fer-ne un recorregut sistemàtic. La recerca per amplada prioritària (*breadth-first search* en anglès, d'aquí **BFS**) fa l'exploració en paral·lel de totes les alternatives possibles per nivells des del vèrtex inicial. A la imatge 22 es pot veure com funcionaria aquest algorisme en un graf. Per programar aquest algorisme s'acotuma a utilitzar un contenidor de tipus cua, que només permet afegir elements al final de la cua i treure'n de l'inici, sense poder accedir a elements del mig. El que farà el programa serà imprimir per pantalla la seqüència de vèrtexs ordenada segons l'ordre en que els ha visitat.

8.1.1 Funcionament

Donat un node inicial v , es busquen tots els nodes no visitats que estiguin a distància i de v . Inicialment $i = 0$ i l'únic a distància 0 de v és ell mateix. Després, $i = 1$ i per tant, en aquesta iteració es visitaran tots els nodes adjacents a v . Quan $i = 2$ es visitaran els nodes adjacents als adjacents de v que no s'hagin visitat, i així consecutivament fins a visitar tots els nodes.

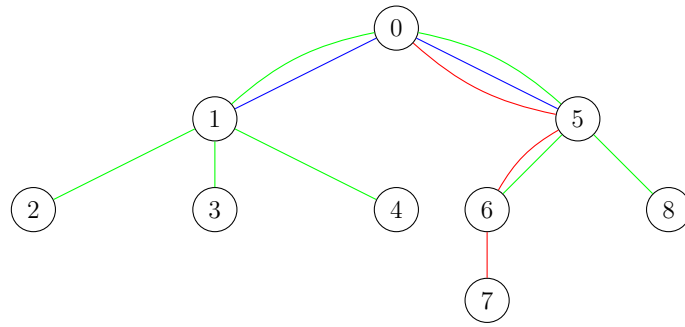


Figura 22: Exemple del recorregut que realitzaria l'algorisme

8.1.2 Pseudocodi

Algorisme 1: BFS

Data: Un graf G i un node inicial v

Result: Seqüència de de nodes visitats

nova cua Q

marca v com a visitat

afegeix v a la cua Q

nou node *auxiliar*

nou node *següent*

while la cua no estigui buida **do**

auxiliar = primer element de Q

 imprimeix(*auxiliar*)

 elimina(primer element de Q)

while hi hagi nodes adjacents a *auxiliar* i aquests no s'hagin visitat **do**

 marca adjacent(*auxiliar*) com a visitat

 afegeix adjacent(*auxiliar*) a la cua

end

end

foreach node de G **do**

 | marca'l com a no visitat

end

Aquesta és una manera bastant usual de programar l'algorisme BFS, i encara que és eficient, s'està desaprofitant propietats de l'algorisme. Amb l'algorisme BFS es pot saber a quina distància del punt inicial està cada node, el camí més curt per anar del node inicial a qualsevol altre i fins i tot es pot generar un arbre expansiu

mínim, agafant les arestes per on 'passa' l'algorisme. El següent algorisme té en compte aquests detalls. Està pensat per ser implementat en el llenguatge Python, i per aquest motiu utilitza diccionaris (l·listes on cada element té una clau i un valor), però en llenguatges basats en C, es poden utilitzar "maps" de la mateixa manera.

```

Data: Un graf  $G$  i un node inicial  $v$ 
Result: Seqüència de nodes visitats, distància de cada node respecte  $v$ 
nou diccionari  $dist$ 
 $dist[v] = 0$ 
nou diccionari  $anterior$ 
 $anterior[v] = Nul$ 
 $i = 0$ 
nova llista  $frontera$  afegeix  $v$  a  $frontera$ 
imprimeix( $v$ )
while  $frontera$  no estigui buida do
    nova llista  $següent$ 
    foreach node  $x$  de  $frontera$  do
        /* A cada iteració,  $x$  agafarà un valor diferent de  $frontera$  */
        foreach node  $y$  adjacent a  $x$  do
            if  $y$  no existeix dins  $dist$  then
                 $dist[y] = i$ 
                 $anterior[y] = x$ 
                afegeix  $y$  a  $següent$ 
                imprimeix( $y$ )
            end
        end
    end
     $frontera = següent$ 
     $i = i + 1$ 
end
imprimeix( $dist$ )

```

8.1.3 Aplicacions

Encara que aquest algorisme sembli molt senzill, ens pot aportar informació important, i fins i tot permet resoldre problemes senzills on haguem de trobar distàncies o el camí més curt entre dos nodes. Aquest algorisme s'utilitza també per operacions més complexes, com les següents:

- Buscadors com Google l'utilitzen per indexar pàgines web noves. Amb l'algorisme BFS pot recórrer tota la xarxa d'internet sencera, i, si cada pàgina web és un node i cada enllaç és una aresta, si es posa un link d'una pàgina no indexada a una que sí ho està, l'algorisme trobarà el nou node.
- Les xarxes socials l'utilitzen per suggerir amistats. Amb aquest algorisme es poden trobar els amics d'una persona (els nodes que estan a distància 2 d'aquesta), que són susceptibles a ser amics seus. Com més amistats en comú amb la persona a distància 2, més probable és que es coneguin.
- Es pot solucionar un cub de rubik. Si s'aconsegueix generar un graf on cada node sigui un estat diferent del cub i les arestes siguin un moviment d'una cara, donat un estat inicial, amb BFS es pot arribar a l'estat resolt amb els mínims moviments possibles.

8.2 DFS

La recerca per profunditat prioritària (*depth-first search* en anglès, d'aquí **DFS**) és un algorisme que utilitza uns principis semblants als de l'algorisme BFS, però en lloc de cobrir tota l'amplada d'un nivell abans de passar al següent, el que fa és cobrir tota la profunditat possible (arribar el més lluny possible) abans de tornar enrere.

8.2.1 Funcionament

L'algorisme DFS arriba el més lluny possible abans de retrocedir. Això significa que quan arriba a un node se'n va a un d'adjacent no visitat i va emmagatzemant l'ordre amb el qual els visita. Quan un node no té nodes adjacents no visitats, torna al node anterior i continua a partir d'allà. A la figura 22 es mostra un graf amb els nodes numerats segons l'ordre en el qual es visiten i amb el recorregut que faria l'algorisme:

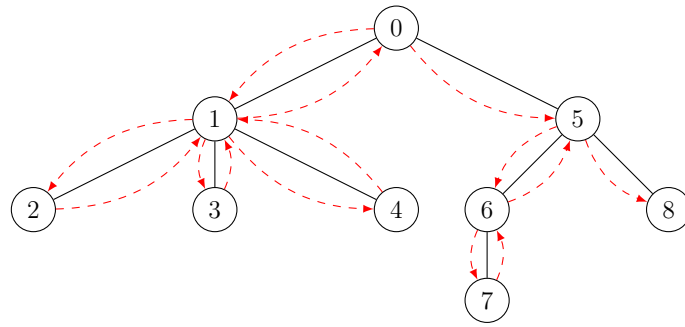


Figura 23: Exemple del recorregut que realitzaria l'algorisme

8.2.2 Pseudocodi

Tal com en el BFS, també hi ha diverses maneres d'implementar l'algorisme, i en presentaré dues. La primera utilitza un contenidor de tipus pila, on només es pot manipular, afegir o treure l'element de dalt de tot d'aquest.

Algorisme 2: DFS

Data: Un graf G i un node inicial v
Result: Seqüència de nodes visitats
nova pila S
nou node *següent*
marca v com a visitat
imprimeix(v)
afegeix v a la pila S
while la pila no estigui buida **do**
 següent = node adjacent no visitat de l'element superior de S
 /* En cas que no n'hi hagi cap, *següent* = *Nul* */
 if *següent* = *Nul* **then**
 elimina(element superior de S)
 else
 marca *següent* com a visitat
 imprimeix(*següent*)
 afegeix *següent* a S
 end
end

Aquest mètode, però, té un problema, i és que només funciona per a grafs no dirigits. Hi ha la possibilitat que, treballant amb un graf dirigit, un node del graf no

sigui accessible des del node inicial que hem determinat. Aquest cas excepcional es pot arreglar fent que cada node no visitat per les iteracions anteriors sigui l'inicial. El segon algorisme, a part d'arreglar això, utilitza una funció recursiva ¹⁰.

```

Data: Un graf  $G$ 
Result: Seqüència de nodes visitats des de cada node
nou diccionari anterior
nova llista ordre
foreach node  $u$  del graf do
    if  $u$  no existeix dins anterior then
        imprimeix( $u$ )
         $anterior[u] = Nul$ 
        DFSrecursiu( $G, u$ )
    end
end
inverteix ordre
imprimeix(ordre)

/* La funció DFSrecursiu queda determinada pel següent algorisme: */
Funció DFSrecursiu( $G, v$ )
    foreach node  $x$  adjacent a  $v$  do
        if  $x$  no existeix a anterior then
            imprimeix( $x$ )
             $anterior[x] = Nul$ 
            DFSrecursiu( $G, x$ )
        end
    end
    /* Només si es vol obtenir la seqüència de recursió o ordenació
       topològica per a grafs dirigits acíclics, */
    afegeix  $v$  a ordre

```

8.2.3 Propietats

Propietat 1 En grafs dirigits es passa una vegada per cada aresta, mentre que en grafs no dirigits es passa dues vegades (una des de cada vèrtex).

Propietat 2 El segon algorisme, implementat en Python amb llistes d'adjacència,

¹⁰S'anomena funció recursiva a aquella que es crida a si mateixa

té un temps d'execució de $O(|V| + |E|)$, i per tant, un temps lineal.

Demostració: El bucle principal s'executa $|V|$ vegades (d'aquí $O(|V|)$). D'aquesta manera, s'executa la funció recursiva una vegada per vèrtex i , dins d'aquest, es miren tots els nodes adjacents. El temps total que triguen totes les funcions recursives és de $O(\sum_{v \in V} |\text{adjacents}[v]|)$ que equival a $O(|E|)$.

Propietat 3 A través de l'algorisme es podrien classificar les arestes en 4 tipus diferents:

- Arestes de l'arbre: Són les arestes que pertanyen a l'arbre expansiu del graf.
- Arestes cap endavant: Són les que van d'un node cap a un dels seus descendents de l'arbre.
- Arestes cap enrere: Són les que van d'un node cap a un dels seus antecessors de l'arbre.
- Arestes creuades: Són les que no pertanyen a cap de les categories anteriors.

En el cas de grafs no dirigits, només hi ha arestes de l'arbre i arestes cap enrere.

8.2.4 Aplicacions

Aquest algorisme no té tantes utilitats pràctiques com l'algorisme BFS, però també té propietats útils, com per exemple, que passa per totes les arestes. A través d'ell podem obtenir informació importanat d'un graf:

- Es pot saber si un graf té cicles, comprovant si quan estem a la iteració d'un node (encara no n'hem explorat tots els nodes adjacents) el trobem a ell mateix. De la mateixa manera, es pot dir que un graf conté un cicle si i només si conté una aresta cap enrere.
- Es pot saber si un graf és bipartit assignant un color (entre un total de 2 colors possibles) a cada node mentre es recorre el graf, de manera que un node tingui un color diferent al dels nodes adjacents. Si això és possible voldrà dir que el graf és bipartit.
- Es pot dur a terme una ordenació topològica, si es tracta d'un graf dirigit sense cicles. Un exemple d'ordenació topològica és quan hi ha una llista de tasques a fer però per fer-ne una determinada, cal haver-ne fet primer una altra. Amb l'algorisme DFS, podem obtenir una de les seqüències vàlides per completar totes les tasques. A continuació es presenta un exemple d'ordenació topològica utilitzat durant la creació d'aquest treball:

Resulta que, a la secció 4, quan explicava un tipus concret de graf, sovint feia referència a altres tipus de grafs. Per determinar en quin ordre havien d'estar els apartats, de tal manera que quan apareixès un tipus de graf (a una altra definició) aquest ja s'hagués explicat, es va utilitzar una ordenació topològica. Es va construir un graf dirigit representant les dependències de cada apartat (veure figura 24), i es va executar l'algorisme d'ordenació topològica. El problema és que aquest graf té diversos cicles: no hi ha una seqüència lineal possible i les explicacions d'uns tipus de grafs queden subeditades a les explicacions d'altres. Això implica que en el diferents apartats no es pugui evitar fer-ne referència a altres.

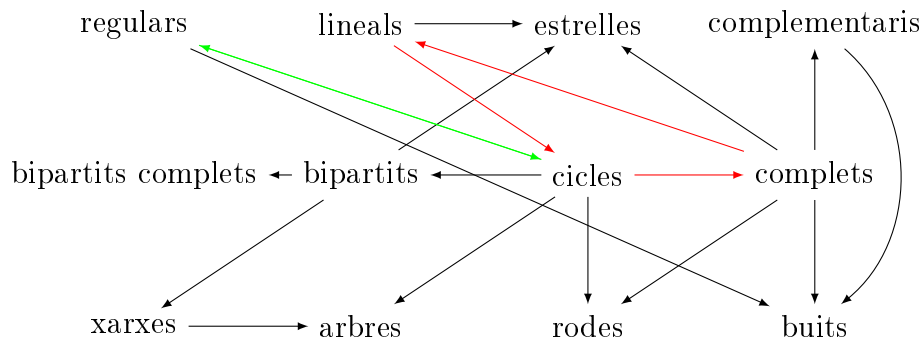


Figura 24: Graf de les dependències de cada apartat

8.3 Dijkstra

Aquest algorisme, desenvolupat per Edsger W. Dijkstra el 1956, serveix per trobar el camí més curt entre dos nodes d'un graf ponderat. De fet, això és el que feia la variant original, però la variant presentada aquí troba el camí més curt entre un node inicial i tota la resta de nodes del graf. Tot i això es pot modificar lleugerament el programa perquè pari quan hagi trobat el camí més curt entre dos nodes especificats.

8.3.1 Funcionament

L'algorisme de Dijkstra es basa en dos principis:

- La desigualtat triangular: La desigualtat triangular com a tal diu que per a qualsevol triangle, la suma de dos dels seus costats serà igual o superior que al costat restant. Si a, b i c són les longituds dels costats d'un triangle i c és la més gran, llavors $c \leq a + b$. Aplicant la desigualtat a un graf

ponderat (sense pesos negatius) s'obté que per a tots els vèrtex $v, u, x \in V$, $d(v, u) \leq d(v, x) + d(x, u)$ (cal recordar que la distància entre dos vèrtexs ve donada pel camí més curt entre aquests vèrtexs).

- La subestructura òptima: En programació dinàmica, el concepte de subestructura òptima significa que es poden fer servir les solucions òptimes de problemes més petits per solucionar de manera òptima un problema més gran. En aquest cas en particular diem que un subcamí d'un camí mínim és també un camí mínim.

Donat un node inicial s , l'algorisme suposa que la distància mínima per arribar als seus nodes adjacents és simplement el pes de l'aresta que els uneix i per la resta de nodes és ∞ . Aquesta serà una distància provisional, ja que posteriorment potser es trobarà un camí més curt. No obstant, hi ha una única distància que es pot determinar de manera definitiva: la del node v que està unit a s amb l'aresta de menys pes. Si existís un camí més curt entre s i v , aquest per força hauria de passar per algun node x adjacent a s , però per la desigualtat triangular $d(s, v) \leq d(s, x) + d(x, v)$.

Això també es pot veure d'una manera més intuïtiva: si v està unit a s amb l'aresta de menys pes incident a s , per força l'aresta que uneix s i x ja té un pes superior a la primera, i per tant el camí no podrà ser més curt.

Un cop fet aquest pas s'obtenen les distàncies provisionals des del node s fins a tots els seus adjacents i el camí més curt entre dos nodes que, com a conseqüència de la subestructura òptima, forma part de l'arbre expansiu mínim.

A partir del node v , es busquen els seus adjacents i es calcula la distància a la qual estan respecte s (és a dir, la suma del camí acumulat i el pes de l'aresta). Si la nova distància calculada és menor a la provisional (cosa que passarà quan es trobi un camí més curt), la provisional passarà a ser la calculada. Un cop s'hagi fet tots els canvis necessaris, es buscarà el node no visitat que estigui a menor distància de s (i que per tant formarà part de l'arbre expansiu mínim), que passarà a ser v i es tornarà a fer el mateix procediment. Això s'anirà repetint fins que s'hagi visitat tots els vèrtexs.

En la figura 25 es mostra un graf i la taula amb les distàncies calculades per a cada iteració del programa. En aquest cas el node inicial és v_0 . A cada iteració s'agafa la distància més petita (marcada amb un quadre) i es calcularà la distància provisional dels seus nodes, sumant la distància acumulada fins al node més el pes de l'aresta. En cas de no conèixer una distància entre dos nodes, s'utilitzarà el valor ∞ .

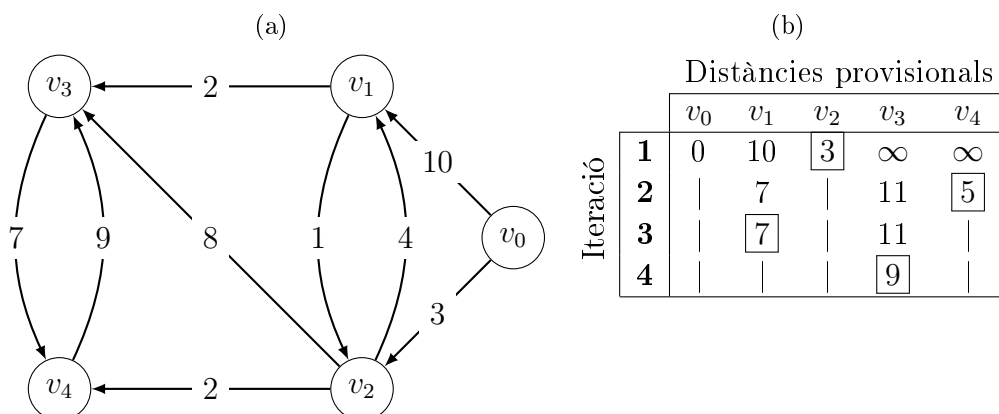


Figura 25: Graf G (figura a) i taula amb les distàncies provisionals per als nodes de G en cada iteració (figura b)

8.3.2 Pseudocodi

Algorisme 3: Dijkstra

Data: Un graf ponderat G i un node inicial s

Result: Distància mínima entre s i la resta de nodes del graf, arbre expansiu mínim

nou diccionari $dist$

nou diccionari Q

foreach node v de G **do**

$Q[v] = \infty$
 $dist[v] = \infty$

end

$Q[s] = 0$

while Q no estigui buit **do**

$u = \text{minvalorde}Q$

$dist[u] = Q[u]$

foreach node v adjacent a u **do**

if v existeix dins Q **then**

if $Q[v] > Q[u] + w(u, v)$ **then**

 /* $w(u, v)$ és el pes de l'aresta (u, v) */

$Q[v] = Q[u] + w(u, v)$

end

end

end

 elimina($Q[u]$)

end

imprimeix($dist$)

8.3.3 Propietats

Propietat 1 L'algorisme de Dijkstra és el que s'anomena un *algorisme voraç*. Això significa que sempre agafa la millor opció en aquell moment, suposant que les opcions que es trobin posteriorment no la podran millorar. Aquest és el motiu per el qual l'algorisme de Dijkstra no funciona amb pesos negatius. En un graf amb pesos negatius això no necessàriament es complirà.

Propietat 2 L'algorisme de Dijkstra no troba únicament el camí mínim entre un node i un altre perquè la millor manera de fer-ho que es coneix és precisament trobar els camins mínims des d'un node fins a tota la resta.

Propietat 3 L'algorisme té un temps d'execució de $O(|E| + |V|\log(|V|))$.

Demostració: Les operacions que es fan són les següents:

- S'inicialitzen la cua i les distàncies per a cada node, operació que triga $O(|V|)$.
- Es busca el valor mínim de la cua que, en cas d'estar optimitzada, triga $O(\log|V|)$. En cas de no estar optimitzada, s'hauria de recórrer tota la cua i anar comparant tots els elements, cosa que suposaria un temps de $O(|V|)$.
- Es calcula la distància provisional per a cada node, que en principi tan sols ha de trigar $O(1)$.

La iteració principal acaba quan no queden nodes a la pila. Inicialment tots els nodes són a la pila i cada node es treu només una vegada. Per tant, per a cada node es buscarà una vegada el valor mínim de la pila. Això és un total de $O(|V|\log(|V|))$ amb la cua optimitzada i $O(|V|^2)$ sense. El procediment per calcular la nova distància s'executarà, com a màxim, una vegada per aresta, i com que el temps de cada operació és de $O(1)$, el total és de $O(|E|)$.

D'aquesta manera el temps d'execució total és de $O(|E| + |V|\log(|V|))$ per cues optimitzades i de $O(|E| + |V|^2)$ per a cues normals.

8.3.4 Aplicacions

Aquest algorisme, encara que no pot treballar amb pesos negatius és molt útil i té una gran quantitat d'aplicacions pràctiques:

- Navegadors GPS, on les arestes són carrers i carreteres, els nodes cruïlles i els pesos distàncies. S'utilitza l'algorisme de Dijkstra per trobar els camins més curts entre dues destinacions.

- Problemes de canvis de divisa, on volem trobar la millor manera de canviar divises successives i guanyar més diners. Aquí els nodes són les diferents monedes o divises, les arestes les transaccions i els pesos les taxes de canvi. Amb aquest algorisme podem trobar la millor manera de fer els canvis de moneda. En aquest context prenen sentit les arestes amb pesos negatius, encara que l'algorisme de Dijkstra no els pot tractar.
- Els routers utilitzen l'algorisme per portar-te a través d'internet al servidor desitjat amb la menor quantitat de passos possibles.
- En robòtica s'utilitza per fer la planificació de moviment del robot. Cada node és una posició i representa una unitat d'espai, i omplint tot l'espai de nodes excepte els obstacles i executant l'algorisme en el graf resultant, s'obté el camí més òptim per arribar a la posició desitjada.
- En epidemiologia aquest algorisme es pot utilitzar per modelitzar un grup de persones i els seus familiars per veure qui és més susceptible a emmalaltir. Això també pot funcionar entre ciutats o col·lectius més grans.

8.4 Bellman-Ford

Aquest algorisme té un funcionament i utilitats molt semblants a les de l'algorisme de Dijkstra, però té la particularitat de poder tractar sense problemes les arestes amb pesos negatius, mentre que l'algorisme de Dijkstra no ho permet. L'algorisme de Dijkstra es basa en la desigualtat triangular per trobar el camí més curt, però amb pesos negatius no es pot suposar que la desigualtat triangular es compleixi. A més, permet saber si un graf conté cicles negatius. Si un camí entre dos nodes conté un cicle de pes negatiu, no es pot trobar un camí mínim entre aquests dos nodes. Això es deu a que recorrent aquest cicle sempre es podria escurçar el camí, i llavors el mínim possible seria de $-\infty$.

8.4.1 Funcionament

L'algorisme de Bellman-Ford utilitza una part de l'algorisme de Dijkstra, concretament la part on comprova si la distància suposada és major a la distància calculada en aquell moment. La diferència amb l'algorisme de Dijkstra és que, en lloc de seleccionar el node amb menor distància i fer l'operació sobre totes les seves arestes incidents, simplement fa l'operació sobre totes les arestes del graf. Aquesta operació sobre les arestes es fa un total de $|V| - 1$ vegades, i a cada iteració el

nombre de nodes amb distàncies mínimes augmenta, fins que tots els nodes tenen la distància correcta.

8.4.2 Pseudocodi

Algorisme 4: Bellman-Ford

Data: Un graf ponderat G i un node inicial s

Result: Distància mínima entre s i la resta de nodes del graf, arbre expansiu mínim

nou diccionari $dist$;

nou diccionari $anterior$;

foreach node v de G **do**

$dist[v] = \infty$;

$anterior[v] = Nul$;

end

$dist[s] = 0$;

for i in range($0, len(Adj)-1$) **do**

foreach u dins Adj **do**

foreach v dins $Adj[u]$ **do**

if $dist[v] > dist[u] + w(u, v)$ **then**

 /* $w(u, v)$ és el pes de l'aresta $\{u, v\}$ */

$dist[v] = dist[u] + w(u, v)$;

end

end

end

end

foreach u dins Adj **do**

foreach v dins $Adj[u]$ **do**

if $dist[v] > dist[u] + w(u, v)$ **then**

 imprimeix("Hi ha cicles de pesos negatius");

end

end

end

imprimeix($dist$);

imprimeix($anterior$);

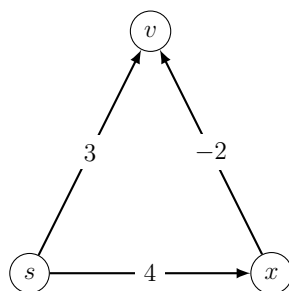


Figura 26: Graf on la desigualtat triangular no es compleix

8.4.3 Propietats

Propietat 1 L'algorisme de Bellman-Ford pot treballar amb pesos negatius ja que no es basa en la desigualtat triangular.

En el graf de la figura 26, l'algorisme de Dijkstra calcularia malament el camí mínim entre s i v : la distància provisional seria de 3 per arribar a v i de 4 per arribar a x . Llavors, com que 3 és la distància més petita que ha trobat (i suposa que és la correcta), visita v . Però v no té nodes adjacents, per tant acaba l'iteració del node v . El següent node no visitat amb mínim valor és x . Encara que v sigui adjacent a x , com que v ja ha estat visitat i per la desigualtat triangular s'asegurava que era el mínim, no el pot canviar.

En canvi, si s'executés l'algorisme de Bellman-Ford en aquest graf, el procediment que faria seria el següent: tal com l'algorisme de Dijkstra, posaria una distància provisional de 3 per arribar a v i de 4 per arribar a x . Ara visitaria v , però com que no té nodes adjacents, no hi faria res. A continuació visitaria x , que té v com a node adjacent. Com que la distància calculada des de x és de $4 - 2 = 2$ i $2 < 3$, simplement canviaria el valor de la distància entre s i v .

Propietat 2 Es pot aconseguir reduir el temps d'execució amb una implementació diferent de l'algorisme, que funciona per a grafs dirigits sense cicles. En aquesta nova implementació es fa una ordenació topològica del graf i es visiten, de manera ordenada, tots els nodes. A cada node es comprova si el pes suposat per arribar a cadascun dels seus adjacents es pot millorar. Aquesta implementació permet reduir el temps d'execució fins a $O(|V| + |E|)$.

Propietat 3 L'algorisme de Bellman-Ford té un temps d'execució de $O(|E| \times |V|)$. Es fan $|V| - 1$ iteracions, i a cada iteració es comproven totes les arestes. A tot això cal afegir-hi el temps de l'inicialització, que és de $O(|V|)$. Per simplificar-ho,

es sol dir que té un temps d'execució de $O(|E| \times |V|)$, un temps que sempre serà lleugerament superior al temps real.

8.5 Kruskal

L'algorisme de Kruskal serveix per trobar un arbre expansiu mínim. Aquest algorisme utilitza una estructura de dades especial, anomenada union-find. Aquesta estructura permet fer tres operacions diferents: crear conjunts (*make set*), determinar a quin conjunt està un element (*find*) i unir dos subconjunts en un de nou (*union*). L'ús d'aquesta estructura especialitzada fa que en grafs petits o poc densos l'algorisme sigui molt ràpid, però en grafs més grans es relantitzi el procés, essent més eficient, en aquest cas, utilitzar altres.

8.5.1 Funcionament

L'algorisme es basa en les següents propietats:

- Si un graf ponderat conté un cicle C i e és l'aresta de més pes de C , e no forma part de l'arbre expansiu mínim del graf.

Demostració: Suposem que e pertany a l'arbre expansiu mínim. Llavors, si s'elimina e , l'arbre queda trencat en dos arbres, cadascun dels quals conté un extrem de e . Però la resta del cicle fa que els dos arbres siguin connexos, i en particular hi haurà una aresta f que tindrà un extrem a cadascun dels arbres i que tindrà un pes inferior que e . Concretament f formarà part de l'arbre expansiu mínim.

- Si en un graf $G = (V, E)$ es fa un *tall*, es parteixen els vèrtex del graf en dos conjunts disjunts $(S, V(G) - S)$. D'entre les arestes que tenen un extrem a S i l'altre a $V(G) - S$, e és la de menor pes i forma part de l'arbre expansiu mínim.

Demostració: Suposem que e no forma part de l'arbre expansiu mínim. Llavors, si s'afegeix e a aquest arbre expansiu, es genera un cicle C . Això comporta que hi ha una altra aresta f amb un un extrem a S i l'altre a $V(G) - S$. D'aquesta manera, si es canvia f per e es genera també un arbre expansiu que és mínim, ja que $w(e) < w(f)$.

El que fa l'algorisme és anar construint arbres expansius separats per acabar unint-los si el graf és connex. Per aconseguir-ho, l'algorisme crea un conjunt per a cada node del graf (representant cadascun dels arbres), ordena les arestes amb ordre creixent segons el seu pes i les visita en aquest ordre. Quan es visita una aresta,

s'uneixen els conjunts que les contenen (és a dir, es connecten els arbres). Si una aresta uneix nodes que formen part del mateix conjunt (és a dir, es crea un cicle), vol dir que l'aresta en concret no forma part de l'arbre expansiu del graf, tal com estableix la primera propietat.

En la figura 27 es mostra el procés que duu a terme l'algorisme de Kruskal. En aquesta figura cada color representa un conjunt diferent i a cada pas s'ajunten diversos grups dins d'un més gran, tenint en compte quines arestes els uneixen. Al final tan sols hi ha un únic grup i totes le arestes marcades formen part de l'arbre expansiu mínim.

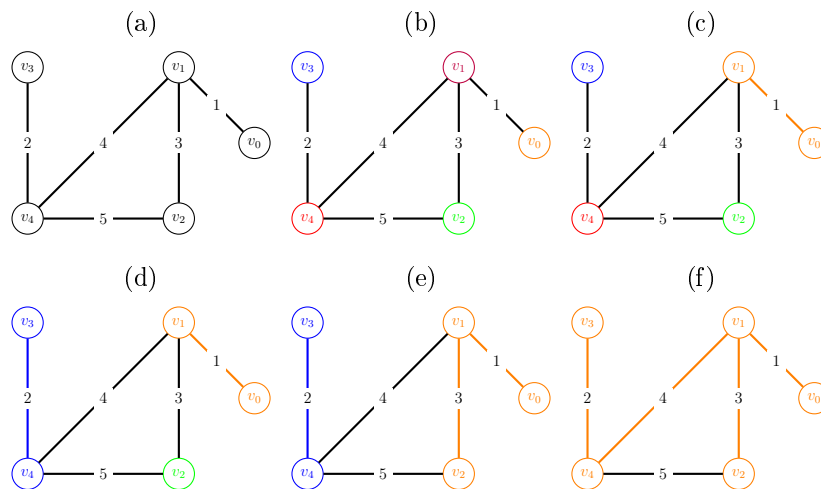


Figura 27: Passos corresponents a les diverses unions de grups que fa l'algorisme

8.5.2 Pseudocodi

```
Data: Un graf  $G$  i un node inicial  $s$ 
Result: Arbre expansiu mínim de  $G$ 
nova estructura union-find subgraf
nova llista arbre
ordena  $E(G)$  per ordre creixent de pesos
foreach node  $u$  de  $G$  do
    foreach node  $v$  adjacent a  $u$  do
        if subgraf[ $u$ ]  $\neq$  subgraf[ $v$ ] then
            afegeix  $(u, v)$  a arbre
            union(subgraf[ $u$ ], subgraf[ $v$ ])
        end
    end
end
imprimeix(arbre)
```

8.5.3 Propietats

Propietat 1 Com que l'algorisme construeix l'arbre expansiu mínim a partir de diversos components inicialment disconnexos, encara que el graf no sigui connex funcionarà correctament. En particular, trobarà l'arbre expansiu mínim de cadascun dels conjunts de nodes connexos.

Propietat 2 El temps d'execució aproximat de l'algorisme de Kruskal és de $O(|E| \times \log(|V|))$. L'operació d'ordenar les arestes triga $O(|E| \times \log(|E|))$ i el total de les operacions Find i Union és de $O(|E| \times \log(|V|))$. La suma total és de $O(|E| \times \log(|V|) + |E| \times \log(|E|))$. Tot i això, com que $|E|$ pot ser com a màxim $|V|^2$ podem escriure que $\log(|E|) = \log(|V|)$ ($\log(|E|) = \log(|V|^2) = 2 \times \log(|V|)$), però en la notació de Landau $2 \times \log(|V|)$ és essencialment $\log(|V|)$. D'aquesta manera el temps total és de $O(2 \times (|E| \times \log(|V|))) = O(|E| \times \log(|V|))$.

8.6 Prim

L'algorisme de Prim, tal com el de Kruskal, serveix per trobar l'arbre expansiu mínim d'un graf ponderat no dirigit. Aquest algorisme funciona amb diccionaris,

estructures de dades més normalitzades que les Union-Find. Com a conseqüència, l'algorisme de Prim és més lent en grafs petits, però més ràpid en grafs molt densos.

8.6.1 Funcionament

L'algorisme de Prim es basa en la mateixa propietat dels talls que l'algorisme de Kruskal. L'algorisme de Prim divideix els nodes en dos grups S i $V(G) - S$, els que pot arribar amb les arestes de l'arbre que va construint i els que encara no. Sempre selecciona l'aresta de menys pes entre les que surten de nodes del primer grup i van a nodes del segon (ja que per la propietat de tall sabem que formarà part de l'arbre expansiu mínim), i afegeix el node final de l'aresta al primer grup (el que seria equivalent a la funció Union de l'algorisme de Kruskal). D'aquesta manera obté l'arbre expansiu mínim del graf. Aquest algorisme funciona per grafs connexos, però executant-lo per a cada node del graf, trobaria el *bosc* (conjunt d'arbres) mínim d'un graf no connex.

A la figura 28 es pot veure un exemple del funcionament de l'algorisme de Prim sobre un graf poderat. Els dos conjunts es representen mitjançant els colors taronja i negre, i les arestes que formin part de l'arbre expansiu mínim seràn les que estiguin pintades.

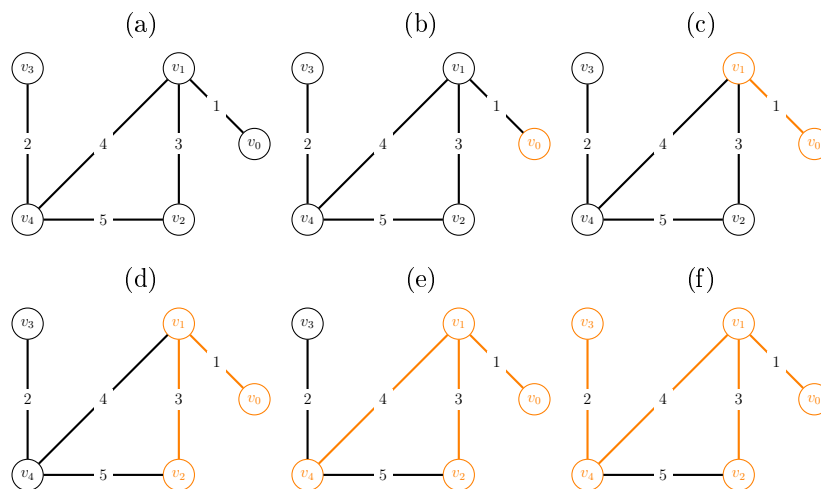


Figura 28: Passos corresponents a les fases d'expansió de l'arbre expansiu mínim

8.6.2 Pseudocodi

Algorisme 5: Prim

Data: Un graf G
Result: Arbre expansiu mínim de G
nou diccionari *anterior*
nou diccionari Q
foreach *node* v *de* G **do**
 $Q[v] = \infty$
end
 $Q[0] = 0$
while Q *no estigui buit* **do**
 $u = \min\{\text{valor de } Q\}$
 foreach *node* v *adjacent a* u **do**
 if v *existeix dins* Q **then**
 if $Q[v] > w(u, v)$ **then**
 $Q[v] = w(u, v)$
 anterior[v] = 0
 end
 end
 end
 elimina($Q[u]$)
end
imprimeix(*anterior*)

8.6.3 Propietats

Propietat 1 En l'algorisme de Prim tan sols es necessiten dos conjunts, un que contindrà els nodes de l'arbre expansiu mínim i l'altre els que encara no en formen part. D'aquesta manera l'arbre creix en només un component, mentre que a l'algorisme de Kruskal l'arbre es forma en més components. Això fa que en grafs molt densos l'algorisme de Prim sigui més ràpid, però, com a contrapartida, no pot tractar amb grafs disconnexos.

Propietat 2 El temps d'execució aproximat d'aquesta implementació de l'algorisme de Prim és de $O(|E| + |V| \times \log(|V|))$, però hi ha implementacions que aconseguixen temps de $O(|V|^2)$ o $O(|V| \times \log(|V|))$. En aquest cas es busca el mínim valor de Q un total de $|V|$ vegades, i es fan $|E|$ comparacions de cost 1.

8.6.4 Aplicacions

Tant l'algorisme de Kruskal com el de Prim tenen aplicacions semblants, però segons la mida del graf és més convenient utilitzar-ne un o altre. Entre les aplicacions d'aquests dos algorismes hi ha:

- El disseny de xarxes de telèfon, aigua, gas, internet... En aquestes xarxes s'ha d'arribar a tots els punts on s'ha de fer la distribució, i amb l'arbre expansiu mínim es pot assegurar que la xarxa és la més curta possible.
- Els arbres expansius mínims es poden utilitzar per generar laberints.
- S'utilitzen com a subrutines (o funcions) d'algorismes més complexos.

8.7 Floyd-Warshall

L'algorisme de Floyd-Warshall és un algorisme que permet calcular les distàncies entre tots els nodes d'un graf ponderat. Per fer-ho, compara els pesos de tots els camins possibles. A cada iteració es defineix el conjunt de nodes que pot tenir cada camí i, si ja s'ha trobat un camí amb els mateixos extrems, es compara el pes total d'ambdós. El conjunt és de la forma $1, 2, \dots, k$ i a cada iteració es va incrementant k (a l'inici $k = 0$). El resultat d'aquest algorisme és una matriu quadrada D de $|V| \times |V|$ on $D_{ij} = w(i, j)$.

8.7.1 Funcionament

Per funcionar, l'algorisme de Floyd-Warshall manté una matriu $D^{(x)}$ de mida $|V| \times |V|$, on $D_{vu}^{(x)}$ és la longitud del camí mínim entre v i u que passa com a màxim per x nodes. A cada iteració principal s'afegeix un node al conjunt de nodes que poden ser utilitzats, i es recalculen els valors de la matriu de la següent manera:

$$D_{vu}^{(x)} = \min(D_{vu}^{(x-1)}, D_{vk}^{(x-1)} + D_{ku}^{(x-1)})$$

on $D^{(x)}$ és la matriu on hi ha les distàncies amb camins de com a màxim x nodes intermitjos.

8.7.2 Pseudocodi

Algorisme 6: Floyd-Warshall

Data: un graf G

Result: una matriu quadrada amb les distàncies entre tots els nodes
nova matriu $dist$ de $|V| \times |V|$

```
for  $i$  in range(0,  $|V|$ ) do
    for  $j$  in range(0,  $|V|$ ) do
        if  $i = j$  then
             $dist[i][j] = 0$ 
        else
             $dist[i][j] = \infty$ 
        end
    end
end
foreach node  $u$  de  $G$  do
    foreach node  $v$  adjacent a  $u$  do
         $dist[u][v] = w(u, v)$ 
    end
end
for  $x$  in range(0,  $|V|$ ) do
    for  $u$  in range(0,  $|V|$ ) do
        for  $v$  in range(0,  $|V|$ ) do
            if  $dist[u][v] > dist[u][x] + dist[x][v]$  then
                 $dist[u][v] = dist[u][x] + dist[x][v]$ 
            end
        end
    end
end
end
```

8.7.3 Propietats

Propietat 1 Assumint que l'entrada de l'algorisme és $D^{(0)}$, el temps d'execució de l'algorisme és de $O(|V|^3)$. Tan sols cal veure que hi ha tres bucles, un dins l'altre, i cadascun fa $|V|$ iteracions.

8.7.4 Aplicacions

Aquest algorisme es pot utilitzar per a qualsevol de les aplicacions en que s'utilitzaria Dijkstra amb més d'un node. S'utilitza sobretot quan es vol mantenir una base de dades de pesos precalculats, per no haver d'executar Dijkstra en cada cas concret. A part d'aquesta aplicació, s'utilitza també d'altres maneres:

- Per detectar cicles de pes negatiu, cosa que passarà quan $D_{ii} < 0$, quan a la diagonal de la matriu hi hagi un valor negatiu.
- Estudiar la *clausura transitiva* d'un graf, és a dir, veure quins nodes són accessibles des de cada node. Això es pot veure a la matriu resultant, on els valors ∞ indiquen que no es pot accedir a el node concret.

8.8 Coloració de grafs

La coloració de grafs és un problema que consisteix a "pintar" els nodes d'un graf de manera que dos nodes adjacents no tinguin el mateix color. El primer problema plantejat en aquesta branca va ser proposat per Francis Guthrie ¹¹ i consistia a veure quans colors eren necessaris per pintar qualsevol mapa de manera que es complissin aquests mateixos requisits.

La majoria d'algorismes que realitzen aquest procediment són lents i relativament poc eficients. Per aquest motiu vaig decidir no utilitzar els que vaig trobar i dissenyar-ne un jo mateix.

8.8.1 Funcionament

El que fan la majoria d'algorismes és posar un color a un node i assignar-ne de diferents als seus adjacents, però aquest procediment no sempre troba una distribució eficient, ja que escull arbitràriament entre els diversos colors a l'assignar-los a un node. A més, el resultat que dona l'algorisme depèn del node en el qual es comenci a executar. Amb l'algorisme que he dissenyat s'utilitzen estrictament els colors necessaris, establint un ordre específic en els grafs, de manera que hi ha una única distribució possible per a cada graf.

Per establir aquest ordre específic s'ordenen els nodes en funció del nombre de nodes adjacents. D'aquesta manera es comença assignant un color als nodes amb més grau i, per tant, més complicats de pintar en cas que ja hi hagi nodes adjacents

¹¹Veure apartat 1.2

pintats. Un cop els nodes estan ordenats, s'agafa un color c (representat per un enter que inicialment és 0) i es pinta el node amb grau més alt. A continuació, i per nombre decreixent de grau, es comprova per a tots els nodes del graf si són adjacents a un altre pintat amb color c . En cas de no ser-ho, es pintaran també amb c i la resta es deixaràn igual. Un cop s'hagi recorregut tots els nodes, s'establirà un altre color i es repetirà tot el procediment fins que tots els nodes tinguin un color assignat.

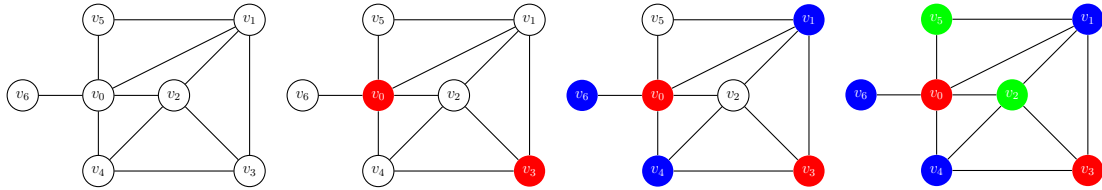


Figura 29: Procés de coloració que segueix l'algorisme

8.8.2 Pseudocodi

Algorisme 7: Coloració

Data: un graf G

Result: conjunt de nodes de G amb el color corresponent

nova llista $nodes$

nova llista $colors$

nou enter $color_actual$

nou booleà $usat$

$usat = False$

$actual = 0$

for i *in* $range(0, |V|)$ **do**

$colors[i] = Nul$

end

$nodes$ = vèrtexs de G ordenats de manera decreixent segons el seu grau

$color[nodes[0]] = 0$

while *no tots els nodes tinguin assignat un color* **do**

foreach *node* v *de* G **do**

if $colors[v] == Nul$ **then**

foreach *node* u *adjacent a* v **do**

if $colors[u] == color_actual$ **then**

$usat = True$

break

end

end

if $usat == False$ **then**

$colors[v] = color_actual$

end

$usat = False$

end

end

$color_actual = color_actual + 1$

end

8.8.3 Propietats

Propietat 1 En el pitjor dels casos, l'algorisme triga $O(|V|^3)$.

Demostració: El pitjor cas que pot rebre aquest algorisme és un graf complet K_n

¹². En aquest cas, caldrà executar $n = |V|$ vegades el bucle principal, on cada vegada recorrerà tots els nodes del graf (un total de $|V|$) i els seus adjacents ($|V|$). D'aquesta manera es recorrerà 3 vegades el graf sencer, trigant un temps total de $O(|V|^3)$.

Propietat 2 Si el que es vol és pintar les arestes d'un graf en lloc dels vèrtexs, només cal executar l'algorisme sobre el graf lineal d'aquest i, un cop pintat, tornar a muntar el graf original.

8.8.4 Aplicacions

- Per la manera com està fet l'algorisme, es pot comprovar si un graf és bipartit. Tota execució de l'algorisme en un graf bipartit utilitzarà tan sols dos colors.
- S'utilitza la coloració de grafs per a problemes que requereixen separar els nodes en grups disjunts de manera que dos nodes del mateix grup no siguin adjacents.

Part IV

Disseny de grafs

Fins ara, s'han mostrat i estudiat grafs que ja estan definits sobre els quals s'ha de fer alguna operació. Ara bé, en aplicacions reals de teoria de grafs, sovint no hi ha un graf determinat, sinó que s'ha de generar. Cal observar que en aquesta part de disseny de grafs els grafs són físics, és a dir, que existeixen com a tals situats en alguna superfície. En aquest cas no s'utilitzen com a modelitzacions abstractes i, per tant, les distàncies i situacions dels punts són importants.

9 Punt de Fermat i l'arbre de Steiner

Normalment, quan s'utilitzen els grafs com a models matemàtics de situacions reals, els nodes ja estaran determinats i el problema consistirà a trobar les arestes.

¹²Cal observar que en un graf K_n tots els nodes estan connectats amb la resta, i que, per tant, es necessiten n colors

Si això és així, segurament es podran afegir altres nodes. Un exemple d'aquest cas consistiria a haver d'unir tres ciutats amb carreteres de tal manera que des d'una es pugui arribar directament a les altres dues. La primera solució en què sol pensar una persona és fer un triangle en el qual les ciutats siguin els vèrtexs (l'equivalent a un graf K_3). Aquesta sol·lució és òptima si es vol anar d'una ciutat a l'altra amb la mínima distància possible, però si es vol construir el mínim de carreteres possibles per a la xarxa conjunta, aquesta sol·lució no és la millor. En aquest cas, el millor és posar un altre node en el punt de Fermat del triangle que formen i obtenir un graf S_4 . Donat un triangle acutangle, el punt de Fermat (també anomenat $X(13)$) és el punt tal que la suma de les distàncies des de cada vèrtex fins a aquest punt és la mínima. El punt de Fermat es determina gràficament amb el procediment següent:

- Donat un triangle T , es generen dos triangles equilàters a partir de dos costats arbitraris de T .
- S'uneixen els nous vèrtexs externs dels triangles equilàters amb els vèrtexs oposats de T .
- L'intersecció d'aquests dos segments dóna la posició del punt de Fermat.

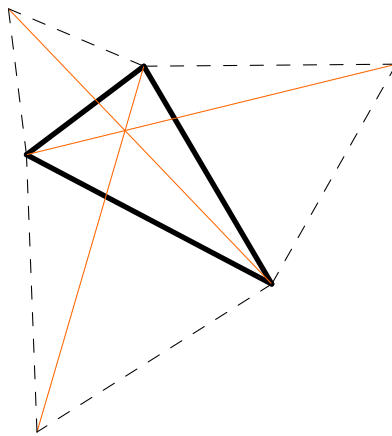


Figura 30: Procés de construcció del punt de Fermat per a un triangle

Aquest procediment és vàlid per a triangles amb angles menors a 120° , però en cas contrari, el punt de Fermat s'identificarà amb el vèrtex corresponent a l'angle que els superi.

El punt de Fermat es pot generalitzar per a altres polígons convexos a partir de triangulacions d'aquests. Un exemple senzill és el del quadrilàter, on en fer les diagonals ja es generen quatre triangles. En aquest cas, trobant els punts de Fermat en dos dels triangles oposats i unint-los ja es connecten tots els punts del quadrilàter amb la menor distància possible.

El problema de connectar amb la mínima distància un nombre determinat de punts essent possible afegir nodes és conegut com el problema de l'arbre de Steiner. Per aquest problema s'ha demostrat que l'arbre òptim té com a màxim $n - 2$ nodes afegits (essent n el nombre inicial de nodes), que aquests tenen sempre grau 3, i que formen sempre angles de 120° .

9.1 Els arbres de Steiner amb bombolles de sabó

El problema dels arbres de Steiner és relativament complex per a conjunts de molts punts, i a més, actualment no hi ha bons algorismes per trobar-ne la solució. Un dels procediments que es pot utilitzar és omplir l'espai delimitat pel polígon que formen els punts inicials amb altres punts com si es tractés d'un graf xarxa i trobar el camí mínim que uneix els punts inicials. Tot i això, és tan sols una aproximació i, a més, no gaire precisa.

Les bombolles de sabó, sense utilitzar algorismes, són capaces de trobar arbres de Steiner amb precisió donats diversos punts. A les imatges de la figura 31 es poden veure diferents arbres de Steiner generats a partir de submergir les plaques amb els punts en sabó. Aquests muntatges consisteixen en parells de plaques transparents paral·leles unides per claus situats en els punts corresponents als nodes. Com es pot observar a la figura i tal com prediuen les lleis de Plateau, tots els angles que es formen són de 120° . De la mateixa manera, també es compleixen les altres propietats dels arbres de Steiner.

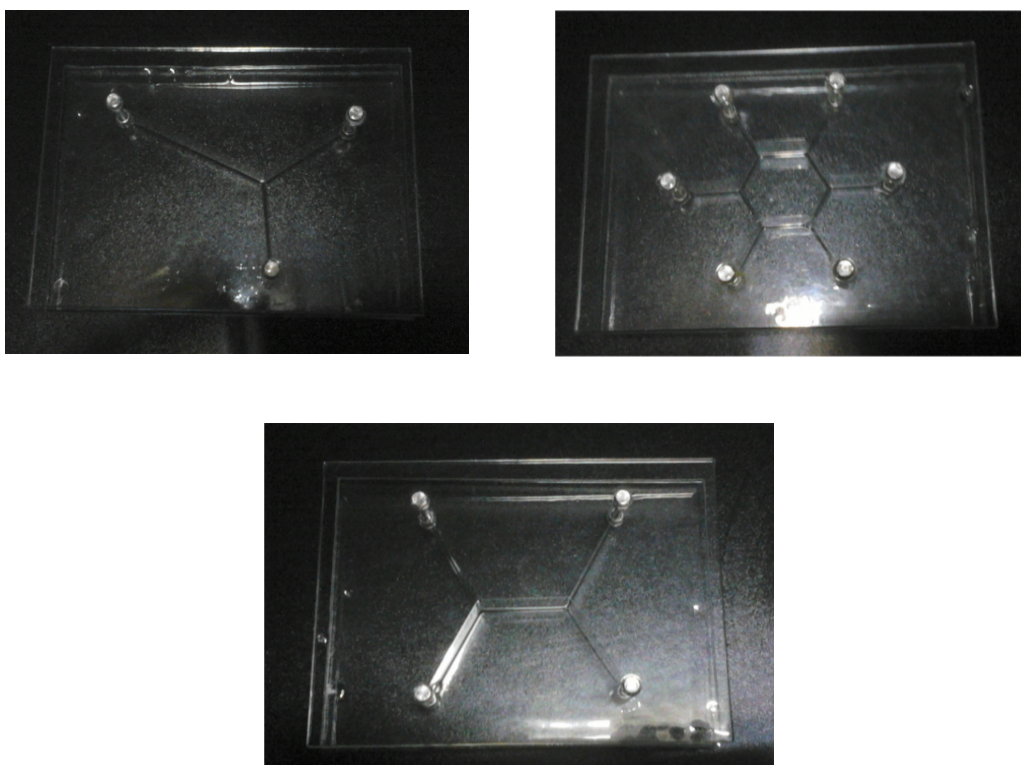


Figura 31: Arbres de Steiner amb bombolles de sabó¹³

10 Arbres expansius

Quan hi ha una situació on no es pot afegir cap node, el millor sol ser utilitzar els algorismes per trobar arbres expansius que ja s'han vist. Una opció és construir el graf complet amb totes les arestes i els seus corresponents pesos i executar algun algorisme que en trobi l'arbre expansiu mínim.

¹³Autor: Anton Aubanell

Part V

Aplicacions pràctiques de la teoria de grafs

11 Algorisme PageRank

Una de les aplicacions de teoria de grafs que utilitzem cada dia és l'algorisme PageRank de Google. A través d'aquest algorisme, el cercador pot saber quines pàgines web són més valorades per la comunitat d'usuaris en general i, per tant, en quin ordre s'han de presentar els resultats d'una cerca.

Una versió simplificada d'aquest algorisme (l'utilitzat actualment és molt complex i s'escapa de la comprensió de l'autor) compta el nombre de links que s'adrecen a la pàgina web, així com la importància de les pàgines web on estan posats aquests enllaços, per saber quina importància té una web. La presuposició que fan és que quans més links cap a una web concreta i més important és la web d'origen, més important és la web de destí.

S'ha de pensar el conjunt de pàgines web com un graf dirigit i ponderat: cada vèrtex representa una pàgina i hi ha una aresta dirigida des del vèrtex v_i fins a v_j si hi ha un enllaç a v_i que porta a v_j . El pes de l'aresta $e = (v_i, v_j)$, $w(e)$, serà la probabilitat de passar del vèrtex v_i al vèrtex v_j (és a dir, $\frac{1}{n}$, on n és el nombre d'arestes que surten de v_i).

Un cop es té la matriu de probabilitats (la matriu d'adjacència del graf) es fa que un programa o bot navegui de manera aleatòria per aquest graf, d'acord amb les probabilitats de passar per cada aresta. Quan el programa ha estat un temps recorrent els nodes del graf es fa el recompte de quantes vegades ha passat per a cada pàgina, i a partir d'aquest valor es determina la posició en els resultats.

12 Comerç online: productes relacionats

Quan es visita una botiga online i s'està mirant un producte, sovint apareix una secció de productes recomenats o relacionats. Hi ha diverses maneres de saber quins productes estan relacionats amb aquell que s'està mirant, i una de les que més s'utilitza es basa en teoria de grafs.

El que es fa és anar construint un graf a mesura que els usuaris van visitant la web: cada producte és un vèrtex, i es genera una aresta dirigida cap a un altre producte quan aquest és visitat immediatament després del primer. Per exemple, si un usuari busca un ordinador portàtil, el més probable és que a l'acabar de mirar-ne un en visiti un altre. En aquest cas es generaria una aresta des del primer ordinador fins al segon. A mesura que els usuaris van utilitzant la web, es van generant arestes i el graf va creixent. Tot i això, és possible que l'usuari, a l'acabar de mirar l'ordinador es posi a buscar un altre article que no hi té res a veure, com per exemple un paraigües. Però això no és habitual, i hi haurà molt poques arestes que uneixin l'ordinador i el paraigües.

Sobre aquest graf s'executarà un algorisme de clusterització, que buscarà parts del graf que siguin més denses o altament connexes. Aquestes parts segurament seran d'una temàtica concreta, com per exemple el grup dels ordinadors i hi haurà molt poques arestes que surtin d'un grup cap a un altre. Així doncs, els productes relacionats seran aquells que es trobin dins del mateix clúster.

13 Instal·lació de càmeres de videovigilància

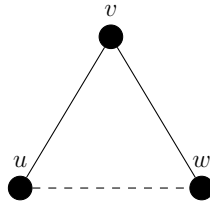
Un altre exemple és la optimització de sistemes de videovigilància. Amb teoria de grafs es pot saber quin és el mínim nombre de càmeres necessàries per poder vigilar un local, tingui la forma que tingui. Aquest problema és conegut com el problema de la galeria d'art

La intuïció diu que, per una sala poligonal amb n vèrtexs, es pot posar una càmera a cada cantonada (que resulta un total de n càmeres) o de manera més òptima, posant una càmera cada dos vèrtexs (que comporta tenir $\frac{n}{2}$ càmeres). Tot i això, Václav Chvátal afirma en el seu teorema que sempre se n'hauran d'utilitzar com a màxim la part entera de $\frac{n}{3}$.

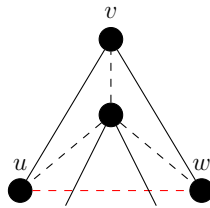
13.1 Demostració i procediment

La resolució d'aquest problema es basa en el fet que qualsevol polígon pot ser descompost en triangles, i més concretament que sempre es pot traçar una corda en el polígon. Per demostrar-ho, s'agafa un vèrtex v qualsevol del polígon. Poden passar dues coses:

- La corda que formen els vèrtexs adjacents a v , que anomenarem u i w , està completament dins el polígon. En aquest cas es pot traçar la corda sense problemes.



- El propi polígon creua la corda entre u i w . Això voldrà dir que a l'espai delimitat pel triangle que formarien v, u i w hi haurà com a mínim un altre vèrtex del polígon. En aquest cas també es podran traçar diverses cordes amb aquest vèrtex i triangular d'una altra manera.



Si s'agafa el polígon triangulat com a graf (on els vèrtexs del polígon són els nodes i els costats i cordes són les arestes), els vèrtexs d'aquest poden ser pintats mitjançant tres colors, de tal manera que cada triangle tingui un vèrtex de cada color (d'aquí l'aproximació de $\frac{n}{3}$). Qualsevol conjunt de vèrtex d'un mateix color és un conjunt de posicions vàlides per a les càmeres de seguretat. Tan sols cal veure quin és el conjunt de menys elements per poder determinar les posicions vàlides de les càmeres.

Cal puntualitzar que hi ha casos on amb aquest procediment no es troba la solució òptima al problema, és tan sols una bona aproximació.

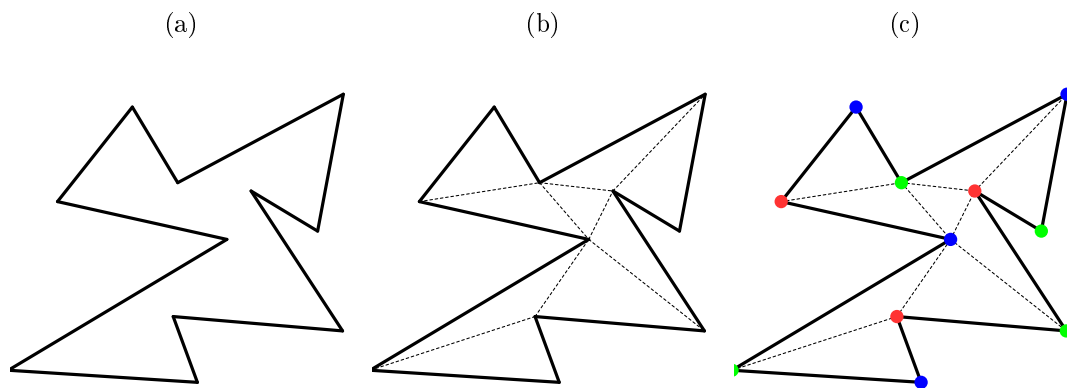


Figura 32: Exemple del procés de triangulació i coloració d'un polígon irregular

14 Xarxa de metro

Una xarxa de metro és un altre bon exemple de graf: es pot pensar com un conjunt de grafs elementals P_n (equivalents a les diverses línies) amb la propietat que alguns d'aquests comparteixen nodes. Així doncs, com a una última aplicació pràctica, em vaig proposar fer un programa que sigués capaç de calcular un trajecte entre dues estacions qualssevol i el temps aproximat de recorregut que es trigaria, incloent-hi els possibles transbords entre línies.

14.1 Metodologia de treball

El primer gran repte consistia a representar l'àmplia xarxa de metro de Barcelona en forma de graf. Cada estació correspon a un node i dos nodes seran adjacents si i només si les estacions estan connectades, ja sigui a través del propi metro o a través de passadissos (cas que tan sols apareix quan diverses línies comparteixen estació). Això comporta representar totes les adjacències de cadascuna de les estacions. Per fer-ho, vàrem dividir la xarxa total en cadascuna de les línies. Per poder tenir en compte els temps de transbord entre línies d'una mateixa estació, es va crear una estació diferent per a cada línia, unides per una aresta de pes proporcional al temps de transbord.

Un cop l'adjacència del graf va estar completa, calia posar pesos a cadascuna de les arestes, corresponents al temps de viatge entre estacions mitjançant el metro o, en cas dels transbords, el temps caminant entre les andanes. Per aconseguir

aquests temps, es va anar un dia a recòrrer la xarxa sencera, tot cronometrant els intervals de temps necessaris. Tots els temps van ser introduïts al graf en segons, per tal de facilitar el posterior càlcul del temps total.

14.2 Consideracions

Cal remarcar que els temps introduïts al graf són els temps que va trigar el metro el duimenge 30 d'octubre de 2016, i que aquests no són constants, sinó que poden variar en funció del dia, l'hora i molts altres factors imprevisibles. El mateix passa amb el temps de les parades. Es va observar que el temps que el metro estava parat en una estació s'incrementava en intervals de 5 segons en estacions concretes i a mesura que s'anava apropant al centre de la ciutat. Com que és un factor que també varia en funció de molts paràmetres i massa complex per tenir-lo en compte, s'ha establert que el temps de parada és d'uns 25 segons de mitjana. Aquest temps s'afegeix al total multiplicat pel nombre de parades menys dues (la inicial i la final). Així doncs, els valors de temps que calculi el programa seràn relatius i aproximats.

El format de les estacions en el graf és el següent:

(número de línia)_(nom d'estació)

Els noms de les estacions estan posats d'acord amb el plànol de la xarxa de metro que proporciona TMB (Veure figura 33).

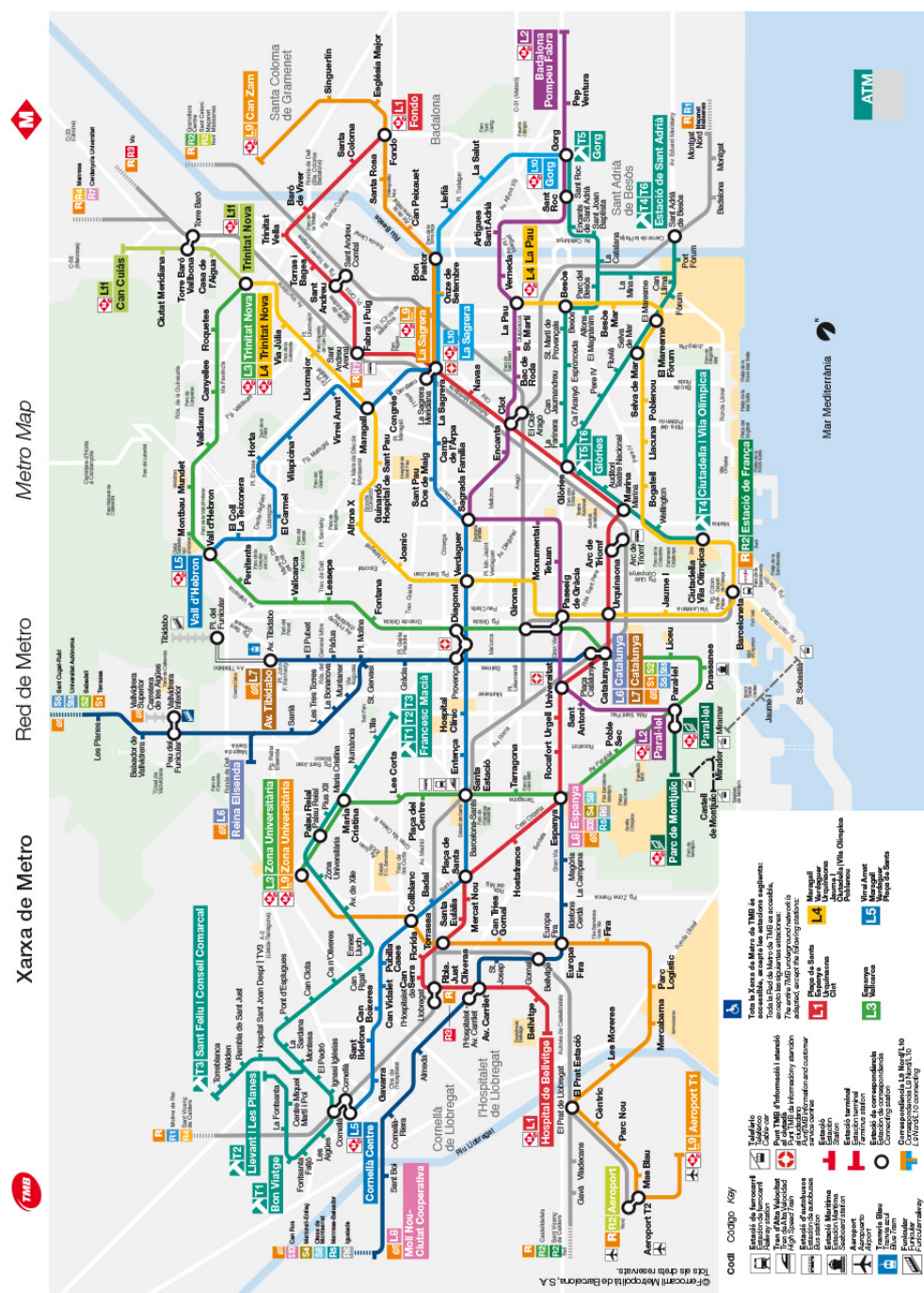


Figura 33: Plànol de la xarxa de metro de Barcelona ¹⁴

¹⁴Autor: Ferrocarril Metropolità de Barcelona, S.A. Tots els drets reservats a l'autor

14.3 Algorisme

El programa que fa els càlculs funciona a partir d'una execució de l'algorisme de Dijkstra (en realitat en una versió modificada que pot tractar amb paraules com a noms de nodes).

```
Funció DijkstraOrdenat( $G, s$ )
    nou diccionari  $dist$  amb les mateixes claus que  $G$ 
    nou diccionari  $Q$  amb les mateixes claus que  $G$ 
    nou diccionari  $arbre$ 
    foreach node  $v$  de  $G$  do
        |  $Q[v] = \infty$ 
        |  $dist[v] = \infty$ 
    end
     $Q[s] = 0$ 
    while  $Q$  no estigui buit do
        |  $u = \min\{\text{valor de } Q\}$ 
        |  $dist[u] = Q[u]$ 
        | foreach node  $v$  adjacent a  $u$  do
            | | if  $v$  existeix dins  $Q$  then
            | | | if  $Q[v] > Q[u] + w(u, v)$  then
            | | | |  $Q[v] = Q[u] + w(u, v)$ 
            | | | |  $arbre[v] = u$ 
            | | | end
            | | end
        | end
        | elimina( $Q[u]$ )
    end
    return  $dist, arbre$ 
```

Dijkstra retorna un primer diccionari amb els temps des del node inicial s fins a la resta de nodes i un segon diccionari amb l'arbre expansiu que té s com a arrel. Per saber el recorregut a fer, només cal seguir l'arbre de manera inversa, és a dir des del punt final fins a s . Al ser un arbre, només hi haurà un camí possible a seguir.

Per obtenir el temps caldrà buscar l'entrada corresponent al node final al diccionari dels temps. A aquest temps se li afegiran els temps per a cada parada i es farà la conversió de segons a minuts i segons.

Data: Graf G del metro, un node inicial $inici$ i un node final $final$

Result: Temps total del trajecte, trajecte

```

nou vector recorregut
imprimeix("Punt inicial:", inici)
imprimeix("Punt final:", final)
dist, arbre = DijkstraOrdenat( $G$ , inici)
i = final
while arbre[i] sigui diferent a inici do
    | afegeix arbre[i] a recorregut
    | i = arbre[i]
end
afegeix inici a recorregut
inverteix l'ordre dels elements de recorregut
TempsTotal = dist[final] +  $(25 \times (\text{len}(\text{recorregut}) - 2))$ 
minuts = part entera de TempsTotal/60
segons = (residu de TempsTotal/60)×0'60
imprimeix("Temps total del recorregut:", minuts, "minuts i", segons,
    "segons")
imprimeix("Recorregut:")
for i in range(0, len(recorregut)) do
    | imprimeix(recorregut[i])
end

```

Conclusions

Durant aquest treball hem fet un camí juntament amb la teoria de grafs: l'hem vist néixer del pensament d'Euler; l'hem vist créixer acompanyada d'alguns dels més grans matemàtics de l'història; n'hem vist la seva manera d'entendre i modelitzar el món; l'hem acompanyada fins a la seva maduresa on, juntament amb més matemàtics i teòrics de les ciències de computació, ha col·laborat amb una infinitat d'àrees que en un principi semblaven distants a ella; i finalment ens ha ajudat a resoldre problemes quotidians.

Càmeres de vigilància, navegadors GPS, xarxes socials, xarxes telemàtiques, xarxes elèctriques, planificació d'horaris, organització d'un treball, clavagueram... Tots aquest són exemples clars de que la teoria de grafs forma part de la nostra realitat. Verifico, doncs, la meua hipòtesi inicial i com a conclusió afegiria: difícilment algú pot quedar-ne al marge. En la segona part de l'hipòtesi exposava que hi havia mecanismes que permetien fer el pas de la teoria a la realitat. El que és cert és que, com a usuaris, ens queden lluny i difícilment són visibles o apreciables. Aquests mecanismes són els algorismes que a partir d'unes dades concretes ofereixen una resolució, una resposta. Al llarg del treball he vist i he demostrat que al darrere d'aquests procediments hi ha matemàtiques, tal com es pretenia validar. Podríem dir que he ampliat els objectius inicials al poder comprendre i analitzar el funcionament de tots aquests algorismes, i encara més al generar-ne de nous.

Personalment, el treball m'ha ajudat molt. He après moltíssim de teoria de grafs, però el que és també molt important és el rerefons més abstracte: el tipus de raonament matemàtic, la formalització de conceptes i idees, les tècniques de demostració, la metodologia matemàtica... Amb tot això he pogut descobrir la capacitat modelitzadora de les matemàtiques. Amb aquest treball també m'he iniciat a la programació en Python. En un principi tenia pensat escriure els algorismes en C++, llenguatge que he utilitzat molt més, però vaig decidir intentar-ho fer amb un llenguatge que aportés una visió diferent de la programació a la que tenia dels basats en C. Mitjançant la programació he viscut l'aventura de relacionar i aplicar idees matemàtiques a algorismes i posteriorment "dotar-los de vida" implementant-los en programes. També cal afegir-hi l'existència d'un component més emocional. És el camp d'un dels primers "grans" problemes a els quals em vaig enfrontar, i m'ho he passat molt bé aprenent més sobre aquesta branca. Tot aquests coneixements adquirits em fan veure el món d'una manera lleugerament diferent, i de ben segur que em seràn útils pels meus estudis futurs en el camp de les matemàtiques i la informàtica.

Encara que el treball final no contingui tots els aspectes que m'hagués agradat tractar, el camí que n'ha resultat és fins i tot més ampli del que en un principi

podia imaginar.

Això sí: tot i que el camí sempre ha fet pujada, cal pensar que cada vegada som més aprop del cim.

Referències

- [1] J. BASART. *Grafs: fonaments i algorismes*. Universitat Autònoma de Barcelona, 1994.
- [2] K. APPEL i W. HANKEN. “Every Planar Graph is Four-Colourable (I)”. A: *Illinois Journ. Maths.* 21 (1977), pàg. 429 - 490.
- [3] K. APPEL i W. HANKEN. “Every Planar Graph is Four-Colourable (II)”. A: *Illinois Journ. Maths.* 21 (1977), pàg. 491 - 567.
- [4] K. APPEL i W. HANKEN. “The Solution of the Four-Color Map Problem”. A: *Scientific American* 27 (1977), pàg. 108 - 121.
- [5] A. CAYLEY. “A theorem on trees”. A: *Quart. Journ. Maths.* 23 (1889), pàg. 376 - 378.
- [6] E. DEMAINE i S. DEVADAS. *6.006 Introduction to Algorithms*. Massachusetts Institute of Technology: MIT OpenCourseWare. Fall 2011. URL: <https://ocw.mit.edu>.
- [7] E. DEMAINE, S. DEVADAS i N. LYNCH. *6.046J Design and Analysis of Algorithms*. Massachusetts Institute of Technology: MIT OpenCourseWare. Spring 2015. URL: <https://ocw.mit.edu>.
- [8] E. W. DIJKSTRA. “A note on two problems in connection with graphs”. A: *Numerische Mathematik* 1 (1959), pàg. 269 - 271.
- [9] L. EULER. “Solutio problematis ad geometriam situs pertinentis”. A: *Commentarii academiae scientiarum Petropolitanae*. Vol. 8. 1741, pàg. 128 - 140.
- [10] J. GIMBERT. “Les matemàtiques de GOOGLE: l’algorisme PageRank”. A: *Butlletí de la Societat Catalana de Matemàtiques*. Vol. 26. 1. 2011, pàg. 29 - 55.
- [11] F. HARARY. *Graph Theory*. Addison-Wesley, 1969.
- [12] A. B. KEMPE. “On the geographical problem of the four colours”. A: *Amer. Journ. Maths.* 23 (1879), pàg. 193 - 200.
- [13] D. KÖNIG. *Theorie der endlichen und unendlichen Graphen*. Akademische Verlagsgesellschaft, 1936.

- [14] J. B. KRUSKAL. “On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling salesman problem”. A: *Proc. Amer. Math. Soc.* 7 (1956), pàg. 48-50.
- [15] *Math Overflow*. URL: `mathoverflow.net`.
- [16] *Math Stack Exchange*. URL: `math.stackexchange.com`.
- [17] R. C. PRIM. “Shortest connection networks and some generalizations”. A: *Bell Syst. Tech. Journ.* 36 (1957), pàg. 1389-1401.
- [18] *Texample*. URL: `texample.net`.
- [19] Alexandre-Théophile Vandermonde. “Remarques sur les problèmes de situation”. A: *Mémoires de l’Académie Royale des Sciences* (1771), pàg. 566-574.
- [20] ERIC W. WEISSTEIN. *Wolfram MathWorld*. URL: `mathworld.wolfram.com`.
- [21] *Wikipedia*. URL: `wikipedia.org`.