

1 Camins i algorismes

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 mostraré diverses maneres de recórrer un graf, torbant la manera més eficient per a cada cas.

1.1 Grafs ponderats i dirigits

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 una direcció. D'aquesta manera, una aresta $e_0 = (v_0, v_1) \neq e_1 = (v_1, v_0)$, contràriament als grafs no dirigits. 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.

1.2 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 es pot representar un camí p entre v_0 i v_k com a successió de vèrtex $p = v_0 v_1 \dots v_k$. 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 $c = v_0, v_1, \dots, v_n$ no es defineix pel nombre d'arestes per on passa el camí, sinó fent el sumatori dels pesos de les

arestes

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

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

1.3 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. A continuació s'en mostren uns quants d'importants.

1.3.1 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 següent imatge es pot veure com funcionaria aquest algorisme en un graf: (Adjuntar imatge de BFS)

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 de la cua. El que farà això és bàsicament imprimir per pantalla la seqüència de vèrtexs ordenada segons l'ordre en que els ha visitat.

Aquesta és una manera bastant usual de programar el BFS, i encara que és eficient, s'està desaprofitant propietats de l'algorisme. Amb 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 el BFS. 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 un nom i una clau), però en llenguatges basats en C, es poden utilitzar maps de la mateixa manera.

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:

- Google l'utilitza per indexar pàgines web noves al seu buscador. Amb BFS pot recórrer tota la xarxa d'internet sencera, i, si cada pàgina web és un node i cada enllaç és una arista, si es posa un link d'una pàgina no indexada a una que sí ho està, l'algorisme trobarà el nou node).

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
imprimeix(v)
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

- Les xarxes socials l'utilitzen per suggerir amistats. Amb BFS poden trobar els amics d'una persona (els nodes que estàn 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 sil·lucionar un cub de rubik amb aquest algorisme. 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 arribes a l'estat resolt amb els mínims moviments possibles.

1.3.2 DFS

La recerca per profunditat prioritària (*depth-first search* en anglès, d'aquí **DFS**) és un algorisme que utilitza uns principis semblants al BFS, però en lloc de cobrir tota l'amplada d'un nivell abans de passar al següent, el que fa és cobrir tota la prfunditat possible (arribar el més lluny possible) abans de tornar enrere. En la següent imatge es pot veure un esquema del funcionament de l'algorisme: (adjuntar imatge de DFS) Tal com en el BFS, també hi ha diverses maneres de fer l'algorisme,

```

Data: Un graf  $G$  i un node inicial  $v$ 
Result: Seqüència de nodes visitats, distància de cada node resperce  $v$ 
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( $dist$ )

```

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 de la pila.

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 (una funció que es crida a si mateixa).

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

- Es pot saber si un graf té cicles, comprovant si quan estem a l'iteració d'un

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

node (encara no n'hem explorat tots els nodes adjacents) el trobem a ell mateix. En cas afirmatiu voldrà dir que hi ha un cicle.

- 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 el DFS, podem obtenir una de les seqüències vàlides per completar totes les tasques. (Adjuntar exemple d'ordenació topològica i la seva sol·lució donada mitjancant DFS)

1.3.3 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

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

un node inicial i tota la resta de nodes dels graf. Tot i això es pot modificar lleugerament el programa perquè pari quan hagi trobat el camí més curt entre dos nodes especificats. El que fa el programa és suposar quines són les distàncies mínimes des del node inicial fins la resta, i va descobrint el graf fins que pot assegurar el camí més curt. Al principi, suposa que el moviment amb menys cost és no moure's (això serà cert si el graf no conté arestes amb pesos negatius, que l'algorisme no pot tractar). Després busca els nodes adjacents al node inicial, i suposa que les distàncies mínimes entre l'inicial i aquests és simplement l'aresta que els uneix. Es pot assegurar que serà cert pel node unit amb l'aresta de menys pes, per la desigualtat triangular (si s'hi pogués accedir per un altre camí, aquest seria més llarg, ja que per força alguna de les arestes amb més pes que s'han descartat ha de formar part del camí alternatiu, i la suma serà sempre superior). Un cop hi ha el primer node amb mínim pes assegurat (i per tant ja sap un camí), es busquen els seus adjacents, el pes dels quals inicialment és infinit. La suposició del pes equivaldrà a el pes del node d'on venen més el de l'aresta que els uneix, i es canviarà pel pes que tenen si aquest és més gran que el nou. Ara es torna a agafar el node amb el pes menor (que segur que és el mínim) i es torna a mirar els adjacents i assignar pesos. Quan tots els nodes hagin estat visitats, el pes de cada node serà la distància mínima que s'ha de recórrer per anar del node inicial fins a aquest.

(Adjuntar esquema de procediment de Dijkstra)

Aquest algorisme, encara que no pot treballar amb pesos negatius és molt útil 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 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.
- 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 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 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.

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
expensiu 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($dist$)

1.3.4 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 Dijkstra no ho permet. 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 $-\infty$.

Algorisme 4: Bellman-Ford

Data: Un graf ponderat G i un node inicia 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($anterior$);
