

Proposta d'una nova topologia de xarxa P2P: *Constant Rectangle*

Roger Solís Gilabert

Resum – Des de la creació de Napster al 1999, les xarxes Peer-to-Peer (P2P) han vist augmentada la seva popularitat amb el pas del temps, sobretot en l'àmbit de la compartició i intercanvi d'arxius. Tenint en compte que en una xarxa P2P els usuaris tenen la possibilitat de comunicar-se entre ells de manera directa, és important definir una topologia de xarxa que organitzi de quina manera es realitzaran aquestes comunicacions. És per això que amb el pas del temps han sigut proposades diverses topologies que explotaven les possibilitats que aquests tipus de xarxes ofereixen. Aquest paper presenta *Constant Rectangle*, una nova topologia de xarxa P2P. A més a més de presentar la topologia, es realitzarà una anàlisi de la mateixa utilitzant unes mètriques específiques, i serà comparada amb altres topologies existents.

Paraules clau – Peer-To-Peer, P2P, Topologia de xarxa, Diàmetre, Constant, Propietats

Abstract – Since the creation of Napster in 1999, Peer-to-Peer (P2P) networks have become more popular over time, especially in the area of sharing and exchange of files. Given that in P2P networks, users have the possibility to communicate directly to each other, it is important to define a network topology to organize how communications among users will be made. It is for this reason that over time, have been proposed various network topologies to exploit the possibilities that this type of networks offer. This paper presents *Constant Rectangle*, a new P2P network topology. In addition to present the network topology, there will be an analysis of it using specific metrics, and it will be compared with other existing network topologies.

Keywords – Peer-To-Peer, P2P, Network topology, Diameter, Constant, Properties

1 INTRODUCCIÓ

DEFINIM el Peer-to-Peer (P2P) com una arquitectura de xarxa on els seus participants, anomenats *peers*, es comuniquen entre ells sense la necessitat d'un servidor centralitzat. Els *peers* actuen com a clients i servidors alhora, i comparteixen la càrrega de treball de la xarxa de manera equitativa. Tot i que actualment el P2P no és l'arquitectura de xarxa predominant a Internet, moltes aplicacions amb un ampli ús actualment, com són Skype, Spotify o BitTorrent, fan ús de l'arquitectura P2P per a establir part de les seves comunicacions [1][2][3].

El principal avantatge d'aquesta arquitectura respecte a l'arquitectura de client-servidor radica en la seva escalabili-

tat. A mesura que el nombre de participants de la xarxa augmenta, l'arquitectura de client-servidor pateix d'un coll d'ampolla en el seu servidor, atès que ha d'oferir servei a la resta dels participants. En una arquitectura P2P però, considerant que cada *peer* actua com un servidor, no es produirà el coll d'ampolla esmentat, ja que tots els *peers* de la xarxa es donaran servei entre ells de manera equitativa. Dependrà però del tipus de topologia utilitzada en què la xarxa aconsegueixi repartir la càrrega de treball entre els seus *peers* de manera més o menys homogènia.

Els *peers* d'una xarxa P2P poden ser connectats de moltes maneres possibles, ja que es pot voler prioritzar la velocitat de la xarxa, la seva tolerància a errors, o altres factors d'interès. És per això que des de l'aparició d'aquest tipus d'arquitectura, s'han proposat un seguit de possibles topologies que les xarxes P2P podrien tenir. És precisament en aquest aspecte en el qual el nostre projecte es centrarà. Definirem una nova possible topologia de xarxa P2P, i l'analtitzarem utilitzant les mètriques que millor mesurin la qualitat d'aquests tipus de topologies.

- E-mail de contacte: Roger.Solis@e-campus.uab.cat
- Menció realitzada: Tecnologies de la Informació
- Treball tutoritzat per: Joan Bartrina Rapesta (dEIC)
- Curs 2016/17

1.1 Objectius

Així doncs, llistem a continuació els principals objectius que aquest projecte es proposa assolir:

1. Trobar les principals propietats que una topologia de xarxa P2P hauria de tenir i inferir unes mètriques quantificables d'aquestes.
2. Trobar un conjunt de topologies de xarxa existents perquè puguin ser utilitzades a tall de comparació amb la nostra topologia. Per a facilitar aquesta comparació, l'objectiu serà trobar topologies les més heterogènies possibles entre elles.
3. Proposar una nova topologia de xarxa P2P, tot mesurant la seva qualitat utilitzant les mètriques esmentades; i comparant-la amb les topologies existents escollides.

1.2 Estructura del document

Aquest document es divideix en vuit apartats. En primer lloc, expliquem quina ha sigut la metodologia utilitzada per desenvolupar el projecte, tot explicant cadascun dels passos que el desenvolupament del projecte ha tingut. Seguidament expliquem quin és l'estat de l'art actual en el qual es situa el context del projecte, amb l'objectiu de situar-nos respecte als avenços que s'han realitzat o no en l'àmbit de les topologies de xarxa P2P. El quart i cinquè apartat donen resposta al primer dels objectius plantejats al nostre projecte, de la mateixa manera que ho fan el sisè apartat per al segon objectiu, i el setè i vuitè apartat per al tercer objectiu. Un cop s'han donat resposta a tots els objectius del projecte, utilitzem l'últim apartat per donar unes conclusions generals, puntualitzar els elements no tractats, i plantejar possibles extensions que el projecte podria tenir.

2 METODOLOGIA

La metodologia utilitzada per dur a terme aquest projecte ha sigut iterativa. En primera instància, s'ha realitzat un primer procés iteratiu on s'han intentat resoldre els dos primers objectius plantejats.

Cada iteració d'aquest primer procés iteratiu ha consistit en fer una cerca de possibles propietats de les topologies de xarxa P2P, inferir unes mètriques quantificables, i a continuació fer una cerca de topologies existents tot mesurant la seva qualitat amb les mètriques escollides. Tenint en compte que s'ha prioritzat l'heterogeneïtat de les topologies escollides, en cas que alguna topologia no donés el perfil per a ser escollida, o bé que alguna de les mètriques escollides no donés bons resultats per les topologies escollides, es tornaria a fer una iteració d'aquest primer procés. Un cop s'ha tingut una llista definitiva de mètriques i topologies existents, el primer procés iteratiu s'ha donat per finalitzat.

A continuació, s'ha realitzat un segon procés iteratiu, en aquesta ocasió intentant resoldre també el tercer i últim dels objectius, és a dir, el de presentar una nova topologia de xarxa P2P. Cada iteració d'aquest segon procés iteratiu ha consistit en desenvolupar un prototip de topologia, analitzar-lo amb les mètriques escollides, i comparar-lo amb les topologies existents escollides.

En el cas que el prototip no donés bons resultats en la seva anàlisi amb les mètriques, o bé que fos molt similar a alguna de les topologies existents escollides, aquest seria descartat i es tornaria a realitzar una altra iteració. També podria passar però, que el prototip fos vàlid per a ser escollit, però que calgués reemplaçar alguna de les mètriques o topologies existents escollides. Si fos aquest el cas, es tornaria a fer una altra iteració fins a trobar un prototip vàlid de topologia de xarxa P2P, i un seguit de mètriques i topologies existents vàlides. Un cop hem tingut un prototip de topologia de xarxa P2P amb uns bons resultats en la seva anàlisi amb les mètriques, i amb alguna característica diferent de cadascuna de les topologies existents escollides, el segon procés iteratiu s'ha donat per finalitzat.

Un cop aquests dos processos iteratius han sigut finalitzats, considerant que s'han completat tots i cadascun dels objectius plantejats, el desenvolupament del projecte ha quedat també finalitzat. La raó per a la divisió del desenvolupament del projecte en dos processos iteratius en comptes d'en un, ha estat degut al fet que el primer procés iteratiu ha estat més enfocat a fer una recerca de l'estat de l'art actual de les topologies de xarxa P2P, i el segon procés iteratiu ha estat més centrat a adaptar les mètriques i topologies trobades fins al moment a la nova proposta de topologia desenvolupada per nosaltres.

3 ESTAT DE L'ART

Tot i que l'any 1979 el sistema USENET [4] disposava d'una arquitectura de comunicació entre servidors molt semblant a l'arquitectura P2P, es considera que la primera arquitectura P2P va arribar al 1999, quan Shawn Fanning va presentar Napster [5], una aplicació per a l'intercanvi de música i arxius entre els seus usuaris. El seu funcionament es basava en la comunicació amb un servidor central que t'indicava quin usuari de la xarxa tenia quins arxius, i un cop tenies aquesta informació, s'establí una comunicació P2P entre els dos usuaris. Tenint en compte però, que era necessària la intervenció d'un servidor central per establir les comunicacions P2P, Napster és considerada una xarxa P2P híbrida [6].

Un any més tard apareix Gnutella [7], una aplicació P2P per a l'intercanvi d'arxius que no necessita un servidor central per a establir les comunicacions entre els seus usuaris o *peers*. El seu mecanisme pel descobriment de *peers* es basava en la "inundació" (*flooding*) de la xarxa amb missatges per trobar el *peer* que tingués l'arxiu desitjat. És evident doncs com, tot i que Gnutella no tenia cap punt vulnerable a comprometre la integritat de la xarxa, patia d'una congestió generalitzada a mesura que el nombre de *peers* augmentava, i per tant d'una escalabilitat molt pobre.

Tot i que en versions posteriors de l'aplicació van aparèixer mecanismes per millorar l'escalabilitat del sistema, va ser en 2001 quan van aparèixer les primeres xarxes DHT (Distributed Hash Table); xarxes que aconseguien comunicar els *peers* sense servidor central i sense la utilització de *flooding* per a la cerca d'arxius. Considerant que les xarxes DHT van aparèixer a partir d'un moviment acadèmic, inicialment van ser presentades quatre candidates, anomenades CAN [8], Chord [9], Pastry [10] i Tapestry [11]. Aquestes xarxes, basades en la utilització de taules hash per a la cerca i intercanvi d'arxius, aconseguien encaminar qualsevol missatge

en $\log_2 n$ salts, sent n el nombre de *peers* de la xarxa, i utilitzant en la majoria dels casos una taula d'encaminament de $\log_2 n$ entrades.

Tenint en compte però, que podem plantejar qualsevol tipus de xarxa com un graf, és a 2003 quan Dmitri Loguinov fa una anàlisi teòrica de les xarxes P2P considerant les seves propietats com a graf [12]; i estableix una correlació entre el nombre de salts per a l'encaminament dels missatges amb el diàmetre d'un graf, i el nombre d'entrades de les taules d'encaminament amb el grau de cada *peer*. En aquest mateix paper, Loguinov mostra com el graf anomenat de-Bruijn aconsegueix un diàmetre de complexitat $O(\log_2 n)$ (tal i com ho fan les xarxes DHT esmentades), però millora el seu grau des d'una complexitat logarítmica $O(\log_2 n)$ fins a una complexitat constant $O(1)$. Aquell mateix any, Frans Kaashoek i David Karger presenten Koorde [13], una nova xarxa DHT basada en Chord i en el graf deBruijn.

Dos anys més tard, a 2005, Dongsheng Li presenta FissionE [14], una xarxa DHT basada en el graf Kautz; i a 2006, Fabian Kuhn proposa una topologia P2P [15] basada en el graf Pancake [16].

A partir de llavors, han sigut presentades topologies P2P de tot tipus, des de topologies basades en la localització espacial dels seus *peers* com Globase [17], topologies especialitzades en la tolerància a errors com PeerCube [18], o topologies basades en la utilització de les sèries harmòniques com HRing [19].

4 CERCA DE PROPIETATS

Amb l'objectiu de donar resposta al primer dels objectius plantejats al nostre projecte, en aquest apartat farem una cerca de propietats que les topologies de xarxa P2P haurien de tenir, i seguidament inferirem unes mètriques quantificables d'aquestes.

Tot i que no existeixen en seguit de propietats oficials per determinar si una topologia és P2P o no, s'han anat publicant amb el temps reculls de propietats, requeriments i/o característiques que aquests tipus de xarxes haurien de tenir.

Primerament, l'any 2002 James Walkerdine dividia les propietats de les xarxes P2P en propietats d'arquitectura i propietats emergents, i donava un llistat d'un total de 24 propietats de les quals les xarxes P2P disposen [20]. Tres anys més tard, a 2005, Karl Aberer definia un seguit de requeriments clau que les topologies haurien de complir per a poder considerar-se P2P [21]; i aquell mateix any, Eng Keong Lua fa un recull i comparació de topologies P2P utilitzant un conjunt de taxonomies per a comparar-les entre elles [22]. També a 2005, B Pourebrahimi definia un conjunt de reptes els quals els sistemes P2P havien d'enfrontar [23]; i finalment, l'any 2007 Dimitri DeFigueiredo analitzava les xarxes P2P utilitzant un conjunt de quatre mesures [24].

Considerant que hi ha diversos punts de vista respecte a quines són les propietats de les xarxes P2P, mostrem a la Taula 1 un recull de totes les propietats dels cinc documents esmentats anteriorment ordenades per nombre d'aparicions. D'aquesta manera, podem veure quines són les propietats que més cops apareixen, i per tant les més importants a l'hora de definir una xarxa P2P.

TAULA 1: LLISTA DE PROPIETATS DE LES XARXES P2P

Propietats	Apar.	Mesures de descart
Scalability	5	
Efficiency	4	
Fault Tolerance	4	
Load Balancing	3	Especificació d'una altra propietat (Efficiency)
Security	3	Difícilment quantificable
Self Organization	2	Difícilment quantificable
Peer Discovery	2	Més una elecció que una propietat
Cooperation	1	Difícilment quantificable
Reliability	1	Difícilment quantificable
Survivability	1	Especificació d'una altra propietat (Fault tolerance)
Maintainability	1	Difícilment quantificable
Responsability	1	Difícilment quantificable
Availability	1	Especificació d'una altra propietat (Fault tolerance)
Political Independence	1	Difícilment quantificable
Data Integrity	1	Especificació d'una altra propietat (Security)
Connection Bandwidth	1	Especificació d'una altra propietat (Efficiency)
Node Connectivity	1	Difícilment quantificable
Anonymity	1	Difícilment quantificable
Peer Addressing	1	Més una elecció que una propietat
Manageability	1	Difícilment quantificable
Adaptability	1	Difícilment quantificable
Descentralization	1	Especificació d'una altra propietat (Load Balancing)
Architecture	1	Més una elecció que una propietat
System Parameters	1	Més una elecció que una propietat
Flexibility	1	Difícilment quantificable
Publishing Workload	1	Especificació d'una altra propietat (Efficiency)

De les 26 propietats llistades, trobem com no totes són candidates aptes per a ser escollides. A la columna de "Mesures de descart" mostrem les raons per a la seva exclusió. Algunes propietats representen conceptes difícilment quantificables, i tenint en compte que voldrem inferir unes mètriques quantificables d'aquestes per valorar la qualitat de la nostra topologia, aquestes queden descartades. En altres propietats, com són el cas de *Peer Addressing* o *Architecture*, només es fa una elecció entre diverses possibilitats més que calcular un valor quantificable, així que són descartades d'igual forma. Per últim, algunes propietats són conceptes més específics d'altres propietats de la llista, i per tant queden reemplaçades per la propietat més genèrica. Dit això, trobem com les tres primeres propietats són candidates vàlides a ser escollides. Considerant que haurem d'inferir unes mètriques quantificables d'aquestes, mostrem a continuació la definició de cadascuna de les tres propietats:

- *Scalability* (Escalabilitat): definida a la majoria dels documents com l'habilitat de la xarxa d'operar sense pèrdua de rendiment tot i l'augment o disminució del nombre de *peers*.
- *Efficiency* (Eficiència): anomenada també *Performance*, representa el balanç entre la rapidesa de distribució de la informació de la xarxa i la càrrega de treball que han de suportar els seus *peers*.
- *Fault Tolerance* (Tolerància a errors): molt ben explicada per Walkerdine [20] com l'habilitat de la xarxa de continuar donant servei tot i la manifestació de falles. Entenem falles en el context de les topologies P2P com la desconexió d'un determinat nombre de *peers*.

5 INFERÈNCIA DE MÈTRIQUES

Un cop tenim definides aquestes tres propietats, anem a intentar inferir unes mètriques quantificables d'aquestes.

Primerament, la definició d'escalabilitat diu que la xarxa no hauria de perdre rendiment tot i l'augment o disminució del seu nombre de *peers*. Hem considerat doncs, la mètrica del grau per a calcular l'escalabilitat de la topologia. Tenint en compte que definim el grau d'una xarxa com el nombre de veïns més gran que els seus *peers* tenen, si considerem una topologia on tots els *peers* es connecten entre ells, a mesura que el nombre de *peers* augmenti el rendiment disminuirà, ja que cada *peer* haurà d'establir una nova connexió. En contrapartida, si tenim una topologia on els *peers* només es connecten amb un nombre fixe de veïns, el rendiment no es veurà afectat a mesura que el nombre de *peers* creixi. D'aquesta manera, una topologia amb un grau baix, serà una topologia escalable.

En el cas de l'eficiència, cal tenir en compte com la seva definició presenta dos conceptes, el de rapidesa o velocitat de la topologia, i el de càrrega de treball. Intentarem doncs definir una mètrica per cadascun d'aquests dos conceptes.

Començant per la velocitat, hem considerat la mètrica del diàmetre per representar-la, tal com va fer Loguinov en l'anàlisi esmentat anteriorment [12]. Definim el diàmetre d'una topologia com el camí més llarg entre dos *peers*, si tenim en compte que per calcular el camí entre dos *peers* utilitzem sempre el camí més curt. Així doncs, considerant que una topologia amb un diàmetre molt gran ens indica que almenys entre dos *peers*, s'han de fer una gran quantitat de salts perquè es comuniquin; s'infereix doncs com la seva velocitat no és alta. En contrapartida, una topologia amb un diàmetre molt petit, ens indica que s'han de fer molt pocs salts per arribar d'un *peer* a qualsevol altre, i per tant és una topologia amb una velocitat alta.

Si passem doncs al concepte de càrrega de treball, veiem com aquest es podria representar també amb el grau de la topologia, tenint en compte que els *peers* tindrien més càrrega de treball si el grau augmenta. Tot i així, el grau d'una topologia no contempla tots els tipus de càrrega de treball, ja que també es produeix una càrrega quan un *peer* rep i envia un missatge no dirigit a ell. Una mètrica que sí que inclou aquest últim tipus de càrrega, i l'escollida per representar aquest concepte, és la definida per Tom Leighton l'any 2006 anomenada congestió [25]. La congestió de qualsevol *peer* de la topologia es defineix com el nombre de camins

(entenem camins com el conjunt de *peers* que un missatge recorre) que passen a través d'ell. Seguidament, la congestió d'una topologia es defineix com el valor del *peer* amb la congestió més alta. Si per exemple tenim una topologia amb un *peer* per on passen un gran nombre de camins comparat amb la resta, significa que aquest *peer* està congestionat, i per tant la topologia està congestionada. En contrapartida, si existeix una topologia on tots els *peers* tenen la mateixa congestió, considerem que aquesta topologia és menys probable que estigui congestionada. Així doncs, podem inferir com una topologia congestionada es podria considerar una topologia amb una gran càrrega de treball, mentre que una topologia no congestionada es podria considerar una topologia sense una gran càrrega de treball.

Per últim, per representar la tolerància a errors, la mètrica escollida ha sigut la de *bisection width*, definida com el nombre d'arestes (nosaltres utilitzarem *peers*, ja que té més sentit en el context de xarxes P2P) que hem de desconnectar per dividir la topologia en dues parts iguals. Si el nombre de *peers* a desconnectar és petit, significa doncs que aquesta no té una gran tolerància a errors. En contrapartida, si una topologia necessita desconnectar un gran nombre de *peers* perquè quedi dividida, significa que la topologia té una gran tolerància a errors.

Així doncs, sigui $G(V, A)$ el graf que representa una topologia de xarxa P2P, on el conjunt de vèrtexs V representen els *peers*, i el conjunt d'arestes A indica si dos *peers* estan connectats, tenim com:

- **Grau:** és el nombre de veïns més gran dels *peers* de la topologia. Si per a tot *peer* $p \in V$, definim $\Gamma(p)$ com el cardinal del conjunt de veïns de p , podem definir doncs el grau g de la topologia com:

$$g = \max_{p \in V} \Gamma(p). \quad (1)$$

- **Diàmetre:** és el cardinal del camí més llarg de la topologia, tenint en compte que per calcular el camí entre qualsevol parella de *peers* $p_i, p_j \in V$ utilitzem sempre el camí més curt. Si utilitzem doncs una variant de l'algorisme Dijkstra [26] on $D(i, j)$ retorna el camí o camins de cost mínim entre qualsevol parella de vèrtex i, j (sense retornar i i j); i si considerem que totes les arestes de A tenen cost 1 (ja que no hi ha connexions més importants que d'altres de manera teòrica), podem utilitzar aquest algorisme per calcular el camí o camins més curts entre qualsevol parella de *peers* $p_i, p_j \in V$. Definim així doncs el diàmetre d com:

$$d = \max_{p_i, p_j \in V} |x| + 1, \quad \forall x \in D(p_i, p_j). \quad (2)$$

- **Congestió:** sigui la congestió de qualsevol *peer* $p \in V$ el nombre de camins que passen a través d'ell (utilitzant Dijkstra $D(i, j)$ per el càlcul de camins), la congestió de la topologia és el valor del *peer* amb la congestió més alta. Així doncs, si tenim que $f(p, x)$ és una funció que ens retorna un valor d'1 si un *peer* p existeix en un conjunt x , i un valor de 0 en cas contrari, podem definir la congestió c de la topologia com:

$$c = \max_{p \in V} \left(\sum_{i=0}^{|V|-1} \sum_{j=i+1}^{|V|} \sum_{x \in D(V_i, V_j)} \frac{f(p, x)}{|D(V_i, V_j)|} \right). \quad (3)$$

Indicar però que com pot existir més d'un camí de cost mínim entre qualsevol parella de *peers* V_i, V_j , a la fórmula dividim la funció $f(p, x)$ per la quantitat de camins de cost mínim que té cada combinació V_i, V_j . D'aquesta manera, aconseguim donar un major pes a les combinacions que només tenen un camí de cost mínim possible.

- **Bisection Width:** és el nombre de *peers* que s'han d'eliminar de V per tenir el graf disconnex, de tal manera que cada component c_1 i c_2 tingui el mateix nombre de vèrtexs $|V_{c_1}| = |V_{c_2}|$. Així doncs, sigui $\beta(x)$ una funció que ens indica si per un conjunt de *peers* $x \in V$ es compleixen les dues regles esmentades anteriorment, podem definir el *bisection width* de la topologia com la mínima cardinalitat $|x|$ on $\beta(x)$, sent x qualsevol combinació de vèrtexs de V .

6 REVISIÓ DE TOPOLOGIES

En la literatura podem trobar diferents tipus de topologies P2P. En aquesta secció fem una breu revisió de topologies actuals i revisem també alguna de les seves mètriques.

Considerant que el nostre segon objectiu és el de trobar topologies les més heterogènies possibles entre elles, només exposem en aquest apartat la mètrica de cadascuna de les topologies que la fa diferent de la resta.

Els resultats de totes les mètriques per a aquestes topologies seran mostrats a l'apartat 8, on seran comparats amb els resultats de la nostra topologia.

- **Ring** (Anell): topologia on els *peers* es connecten formant un anell. Considerant que qualsevol *peer* $p \in V$ tindrà només dos veïns $\Gamma(p) = 2$, aquesta topologia ha sigut escollida per ser una de les topologies amb el grau més baix $g = 2$.
- **Binary Tree** (Arbre Binari): topologia on els *peers* es connecten formant un arbre binari. Tenint en compte que eliminant el *peer* situat a l'arrel de l'arbre, la topologia es converteix en un graf disconnex amb components c_1, c_2 de la mateixa cardinalitat, inferim que aquesta té un *bisection width* de $b = 1$. Així doncs, aquesta topologia ha sigut escollida per ser una de les topologies amb el *bisection width* més petit possible.
- **Koorde** [13]: topologia on els seus *peers* es connecten d'acord amb el graf deBruijn i a la topologia *Chord* [9]. Tot i que existeixen múltiples topologies de grau constant $O(1)$, aquesta ha sigut escollida per ser una de les topologies de grau constant amb el diàmetre més baix.
- **Pancake** [16]: especificació d'un graf de Cayley basat en grups de permutació. Escollida per ser la topologia coneguda que més minimitza el grau i el diàmetre en conjunt.
- **Fully Connected:** topologia on tots els *peers* es connecten entre ells. Escollida per ser la topologia amb el grau més alt ($g = n - 1$, sent n el nombre de *peers* de la topologia), i el diàmetre més baix possible ($d = 1$).

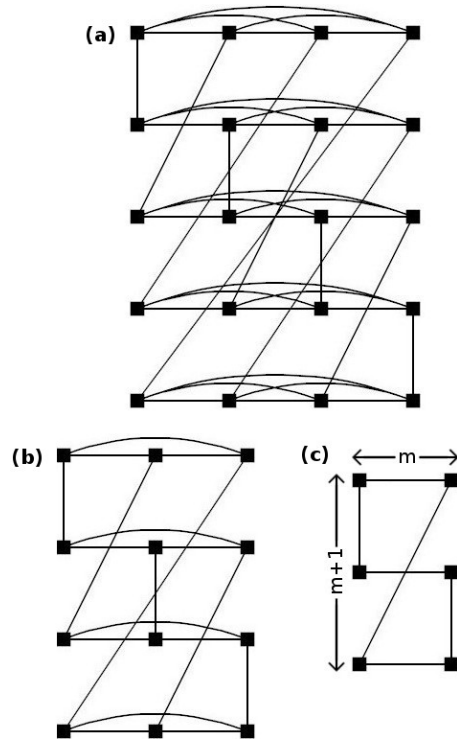


Fig. 1: *Constant Rectangle* per a 20 (a), 12 (b), i 6 (c) *peers*

7 LA NOSTRA TOPOLOGIA: CONSTANT RECTANGLE

Un cop presentades un conjunt de topologies existents, presentem la nostra topologia, mostrada a la Figura 1. Ha rebut el nom de *Constant Rectangle* degut a la seva forma de rectangle i al seu diàmetre de complexitat constant (que més endavant explicarem). Com podem veure a la Figura 1, *Constant Rectangle* és un rectangle amb exactament una fila més que columnes. És per aquesta raó que representem a la Figura 1 (c) les columnes com a m , i les files com a $m + 1$.

Dividirem aquest apartat en una primera part on explicarem la forma de connectar els *peers* de *Constant Rectangle* entre ells, i una segona part on inferirem els valors de les mètriques presentades a l'apartat 5 per a la topologia.

7.1 Creació de la topologia

Per a connectar els *peers* d'aquesta topologia s'han de realitzar dos passos. El primer serà el de connectar tots els *peers* de cada fila entre ells; i el segon el de connectar cada *peer* de cada fila amb un *peer* d'una altra fila.

Amb l'objectiu de mostrar aquests passos de forma més detallada, realitzarem el procés complet de connexió de la topologia per a 12 *peers*.

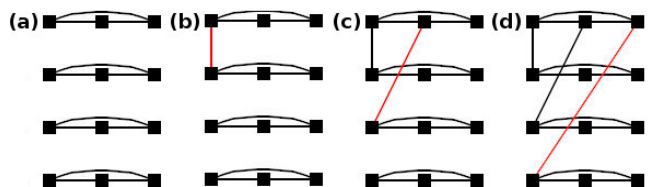


Fig. 2: Procés de connexió de *Constant Rectangle 1*

Podem veure a la Figura 2 (a) com el primer pas ja està realitzat, atès que tots els *peers* de cada fila estan connectats entre ells. A la resta de les imatges de la Figura 2, veiem com els *peers* de la primera fila es connecten amb els *peers* de la primera columna, aconseguint que la primera fila es connecti amb totes les altres files de la topologia.

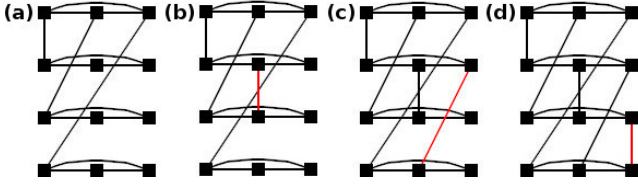


Fig. 3: Procés de connexió de *Constant Rectangle 2*

Si passem doncs a la segona fila, veiem com aquesta ja té connectat el seu primer *peer* a la primera fila. Per a la resta de *peers* no connectats, procedirem a connectar-los amb els *peers* de la segona columna que es trobin per sota de la fila (Figura 3 (b) i (c)). En cap cas caldrà connectar-los amb els que estan per sobre de la nostra fila, ja que totes les files superiors ja estaran connectades amb els primers *peers* de la nostra fila. Finalment, com veiem a la Figura 3 (d), connectem l'únic *peer* no connectat de la tercera fila a la tercera columna, i d'aquesta manera finalitzem la connexió de la topologia.

Podem inferir doncs com, connectant els *peers* de cada fila amb els *peers* de la columna respectiva a la seva fila que es trobin per sota de la fila, aconseguint que totes i cada una de les files estiguin connectades entre elles.

7.2 Inferència dels valors de les mètriques

Abans d'inferir els valors per a les mètriques presentades a l'apartat 5, presentem el conjunt de variables que seran utilitzades. Sigui $G(V, A)$ el graf que representa *Constant Rectangle*, on el conjunt de vèrtexs V representen els *peers*, i el conjunt d'arestes A indica si dos *peers* estan connectats, definim n com el nombre de *peers* de la topologia, que alhora es pot expressar com el cardinal $|V|$.

Tot i que el grau, el diàmetre i el *bisection width* són definits en funció de n , la congestió ve definida en funció del nombre de camins de la topologia. Així doncs, considerant que cada *peer* $x \in V$ forma un camí amb la resta dels *peers* de la topologia, es podria pensar que el nombre de camins total vindrà definit per $n \times (n - 1)$. Aquesta afirmació no és certa però, tenint en compte que si un primer *peer* x_1 tindrà $n - 1$ camins possibles, el segon *peer* x_2 en tindrà $n - 2$, ja que el camí que x_2 manté amb x_1 ja està comptabilitzat. Així doncs, el nombre de camins total de la topologia vindrà definit per $(n - 1) + (n - 2) + \dots + (n - (n - 1))$, seqüència coneguda com el nombre triangular, i que pot ser expressada com $(n \times (n - 1))/2$. D'aquesta manera, definim també la variable p com el nombre de camins total de la topologia, que pot ser expressada en funció de n com $p = (n \times (n - 1))/2$.

Finalment, sigui V el conjunt de *peers* de la topologia, A el conjunt de connexions entre els *peers* de la topologia, n el nombre de *peers* de la topologia, i p el nombre de camins de

la topologia, procedim a inferir els valors de les mètriques:

- **Grau:** considerant que cada *peer* de *Constant Rectangle* es connectarà amb tots els altres *peers* de la seva fila i amb un altre *peer* d'una altra fila; sigui m el nombre de *peers* per fila, podem especificar el grau g de la topologia com:

$$g = (m - 1) + 1 \quad (4)$$

$$g = m. \quad (5)$$

Així doncs, tenint en compte que g s'expressa en funció de n , hem de trobar la relació entre n i el nombre de *peers* per fila m .

Si podem expressar el nombre de *peers* d'una topologia en forma de quadrat com $n = m \times m$, i considerant que *Constant Rectangle* no és més que un quadrat amb una fila més que columnes, podem expressar la n de *Constant Rectangle* com:

$$n = m \times (m + 1). \quad (6)$$

I d'aquesta manera el seu grau g com:

$$n = g \times (g + 1) \quad (7)$$

$$n = g^2 + g \quad (8)$$

$$n + \frac{1}{4} = g^2 + g + \frac{1}{4} \quad (9)$$

$$n + \frac{1}{4} = \left(g + \frac{1}{2}\right)^2 \quad (10)$$

$$g = \sqrt{n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2}. \quad (11)$$

- **Diàmetre:** tenint en compte que totes les files estan connectades entre elles, i que cada fila es connecta amb la resta de files, es pot viatjar d'un *peer* de la topologia a qualsevol altre realitzant aquests tres passos:

- Ens movem al *peer* de la nostra fila que es connecta amb la fila del *peer* de destí.
- Des d'aquest *peer*, ens movem a la fila del *peer* de destí.
- Finalment, tenint en compte que ja estem a la fila del *peer* de destí, ens movem directament al *peer* de destí.

D'aquesta manera, considerant que Dijkstra $D(i, j)$ sempre ens retornarà el camí o camins x de cost mínim entre cada parella de *peers* $p_i, p_j \in V$, cap d'aquests camins tindrà mai una cardinalitat superior a 2 (recordem que no retornarà p_i i p_j). Així doncs, tenint en compte que la fórmula del diàmetre d presentada a l'apartat 5 sempre escollirà la cardinalitat $|x|$ més alta possible, i que sumarà 1 a cada cardinalitat, constatem que $d = 3$ per a *Constant Rectangle*.

- **Congestió:** si definim la congestió d'un *peer* com el nombre de camins que passen a través d'ell; sigui p un *peer* qualsevol de *Constant Rectangle*, veiem com la resta de *peers* de la seva fila passaran a través de p per viatjar als *peers* de la fila amb la qual p es connecta. Això podria donar a pensar que, sigui m el nombre de

peers per fila, aquests camins provoquen una congestió a p de $(m-1) \times m$, però la qüestió és que cada *peer* de la fila de p pot realitzar també un camí cap a un dels *peers* de la fila amb la qual p es connecta utilitzant la connexió que ells tenen amb les altres files de la topologia. Això fa que la congestió de p es vegi reduïda a $((m-1) \times m) - ((m-1)/2)$.

Per últim, si considerem els camins que es creen des del *peer* amb el que p es connecta, fins als *peers* amb els que els *peers* de la fila de p es connecten, trobem com la congestió de p augmenta $(m-1)/2$, cosa que consolida la congestió final de p , i per tant la congestió de la topologia, com $c = m \times (m-1)$.

Així doncs, si substituïm el valor de m anteriorment trobat en aquesta funció, tenim com:

$$c = m^2 - m \quad (12)$$

$$c = \left(\sqrt{n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2} \right)^2 - \left(\sqrt{n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2} \right) \quad (13)$$

$$c = n + \frac{1}{2} - \sqrt{n + \frac{1}{4}} - \sqrt{n + \frac{1}{4}} + \frac{1}{2} \quad (14)$$

$$c = n - 2\sqrt{n + \frac{1}{4}} + 1 \quad (15)$$

$$c = n - \sqrt{4n + 1} + 1. \quad (16)$$

El problema però, radica en què la congestió és l'única mètrica que ve definida en funció del nombre de camins totals p en comptes d'en funció de n . Així doncs, si aïllem n a la funció de p inferida anteriorment, tenim com:

$$p = (n \times (n-1))/2 \quad (17)$$

$$2p = n^2 - n \quad (18)$$

$$2p + \frac{1}{4} = n^2 - n + \frac{1}{4} \quad (19)$$

$$2p + \frac{1}{4} = \left(n - \frac{1}{2} \right)^2 \quad (20)$$

$$\sqrt{2p + \frac{1}{4}} + \frac{1}{2} = n. \quad (21)$$

I un cop sabem n en funció de p , només ens queda substituir-ho a la funció de la congestió anterior, i tenim com:

$$c = \sqrt{2p + \frac{1}{4}} + \frac{1}{2} - \sqrt{4 \left(\sqrt{2p + \frac{1}{4}} + \frac{1}{2} \right) + 1} + 1 \quad (22)$$

$$c = \sqrt{2p + \frac{1}{4}} - \sqrt{4 \left(\sqrt{2p + \frac{1}{4}} \right) + 3} + \frac{3}{2} \quad (23)$$

$$c = \sqrt{2p + \frac{1}{4}} - \sqrt{\sqrt{16} \left(\sqrt{2p + \frac{1}{4}} \right) + 3} + \frac{3}{2} \quad (24)$$

$$c = \sqrt{2p + \frac{1}{4}} - \sqrt{\sqrt{32p + 4} + 3} + \frac{3}{2}. \quad (25)$$

- **Bisection Width:** en el cas de *bisection width*, no s'ha pogut inferir cap valor de manera teòrica.

En el següent apartat però, presentem una estimació aproximada que s'ha realitzat, tot comparant-la amb els valors del *bisection width* per a les topologies presentades a l'apartat 6.

8 EXPOSICIÓ DE RESULTATS

En aquest apartat es compararan els valors de les mètriques per la nostra topologia amb els valors de les mètriques per les topologies presentades a l'apartat 6. Mostrem a la Taula 2 tots aquests valors en funció de cada mètrica. Utilitzem un codi de colors per puntuar la qualitat dels valors obtinguts, donant un color blau a la millor complexitat de valor possible, seguit d'un color verd, un color taronja, i un color vermell, aquest últim el qual representaria la pitjor complexitat possible. Cal esmentar però com els valors que apareixen a la taula han pogut ser obtingut de tres maneres possibles. Poden haver estat obtinguts de manera directa considerant que ja eren coneguts amb anterioritat; poden haver estat obtinguts a partir d'inferència matemàtica (com és el cas de la majoria dels valors de *Constant Rectangle*); o poden haver estat inferits uns valors estadístics utilitzant *software* propi, el qual presentem a l'apèndix A.1.

Amb l'objectiu de clarificar la procedència dels valors, mostrem a l'apèndix A.3 una taula indicant quina de les tres maneres ha sigut la utilitzada per obtenir cadascun d'ells.

Dit això, analitzem a continuació els resultats obtinguts:

- **Grau:** si comencem analitzant la mètrica del grau, veiem a simple vista com *Constant Rectangle* obté un dels pitjors valors possibles, ja que obté una complexitat d'arrel quadrada $O(\sqrt{n})$, mentre que quatre de les cinc topologies existents milloren aquesta complexitat situant-se en complexitats constants $O(1)$ i logarítmiques $O(\log_2 n)$. L'única topologia doncs, que obté un pitjor resultat que la nostra és *Fully Connected*, amb una complexitat lineal $O(n)$.

- **Diàmetre:** aquest resultat en el grau de la topologia però, es veu justificat quan passem a la següent mètrica, la del diàmetre. Gràcies a disposar d'un grau de complexitat d'arrel quadrada $O(\sqrt{n})$, *Constant Rectangle* obté la millor de les complexitats possibles per al diàmetre, la complexitat constant $O(1)$. A més a més, les quatre topologies que anteriorment obtenien millors resultats que *Constant Rectangle*, obtenen en aquest cas complexitats lineals $O(n)$ i logarítmiques $O(\log_2 n)$. Si ens fixem en la relació entre el grau i el diàmetre a la taula 2, podem veure a grans trets com a mesura que la complexitat del grau augmenta, la complexitat del diàmetre disminueix. Aquest fet pot ser explicat fàcilment tenint en compte que, a mesura que el nombre de veïns de la topologia amb els que et pots connectar augmenta, és lògic pensar que la distància que hauràs de recórrer per visitar qualsevol *peer* de la topologia es veurà reduïda. De fet, Jun Xu va exposar al 2004 el balanç que existeix entre aquestes dues mètriques a les topologies de xarxa [27].

Sigui com sigui, veiem com l'única topologia que iguala la nostra complexitat per al diàmetre és *Fully Connected*, que obté també una complexitat constant $O(1)$. Tot i que en termes pràctics *Fully Connected* millora el seu diàmetre respecte *Constant Rectangle*; atès que obté un valor de 1 en comptes d'un valor de 3; cal esmentar com *Constant Rectangle* aconsegueix obtenir la mateixa complexitat en el diàmetre que *Fully Connected*, però millorant el seu grau des d'una complexitat lineal $O(n)$ fins a una complexitat d'arrel qua-

TAULA 2: VALORS DE LES MÈTRIQUES PER CONSTANT RECTANGLE I LES TOPOLOGIES EXISTENTS ESCOLLIDES

	Grau (g)	Diàmetre (d)	Congestió (c)		Bisection Width (b)	
<i>Ring</i>	2	$n/2$	$\frac{p}{4} - \frac{3}{8}\sqrt{2p + \frac{1}{4}} + \frac{5}{16}$ *		2	
<i>Binary Tree</i>	3	$2(\log_2(n+1) - 1)$	$O(p)$		1	
<i>Koorde</i>	4	$\log_2(n)$	$> O(\sqrt{p})$	$< O(p)$	$> O(\sqrt{n})$	$< O(n)$
<i>Pancake</i>	$\log_2(n)/\log_2(\log_2(n))$	$\log_2(n)/\log_2(\log_2(n))$	$> O(\sqrt{p})$	$< O(p)$	$> O(\sqrt{n})$	$< O(n)$
<i>Constant Rectangle</i>	$\sqrt{n + \frac{1}{4}} - \frac{1}{2}$	3	$\sqrt{2p + \frac{1}{4}} - \sqrt{\sqrt{32p + 4} + 3} + \frac{3}{2}$		$> O(\sqrt{n})$	$< O(n)$
<i>Fully Connected</i>	$n - 1$	1	0		n	

drada $O(\sqrt{n})$. Aquest fet fa que, en termes generals, puguem considerar que *Constant Rectangle* obté uns millors resultats per aquestes dues mètriques en conjunt que *Fully Connected*.

Finalment, cal esmentar que al document de Jun Xu [27] s'explica com, és fàcil pensar que el diàmetre d'una topologia amb un grau de $O(n)$ és de $O(1)$, tenint en compte que si cada *peer* de la topologia coneix a tots i cadascun dels altres *peers*, podrà comunicar-se amb ells en temps $O(1)$. Considerant però que en el document de Jun Xu no s'especifica un grau de complexitat menor per un diàmetre de complexitat $O(1)$, podem constatar en aquest document que es pot assolir un diàmetre de complexitat $O(1)$ amb un grau de complexitat $O(\sqrt{n})$.

- **Congestió:** en el cas de la congestió, inicialment veiem com les dues primeres topologies, *Ring* i *Binary Tree*, obtenen una congestió de complexitat lineal $O(p)$. En el cas de la topologia *Ring*, la raó d'una congestió tan alta es troba en el seu diàmetre. Un diàmetre tan alt implica que, en general, els camins per comunicar els *peers* entre ells seran més llargs. Si els camins són més llargs, la congestió general de la topologia es veu augmentada, ja que cada *peer* té una probabilitat més alta que qualsevol camí de la topologia passi per ell. En el cas de *Binary Tree* però, la causa no està relacionada amb el diàmetre, atès que aquest té una complexitat logarítmica $O(\log_2 n)$. En aquest cas la raó està més relacionada amb l'estructura de la topologia. Considerant que es tracta d'un arbre binari, els *peers* que es troben als nivells superiors participen en moltes de les comunicacions que es realitzen entre els *peers* de la topologia. D'aquesta manera, es produeix un coll d'ampolla, i la congestió de la topologia es veu augmentada. En el cas de *Koorde* i *Pancake* però, no pateixen d'un diàmetre elevat ni de colls d'ampolla, i això fa que la seva congestió es vegi reduïda respecte les dues topologies anteriors des d'una complexitat lineal $O(p)$ fins a un valor que es troba entre una complexitat lineal $O(p)$ i una complexitat d'arrel quadrada $O(\sqrt{p})$. Tot i que no s'han pogut obtenir per inferència matemàtica els valors concrets d'aquesta mètrica per a les topologies *Koorde* i *Pancake*, mostrem a la Figura 4 una gràfica amb els valors de la congestió en funció del nombre de *peers* per a aquestes dues topologies i per *Constant Rectangle*.

Com podem veure a la gràfica, tant *Koorde* com *Pancake* semblen situar-se en una complexitat entre lineal

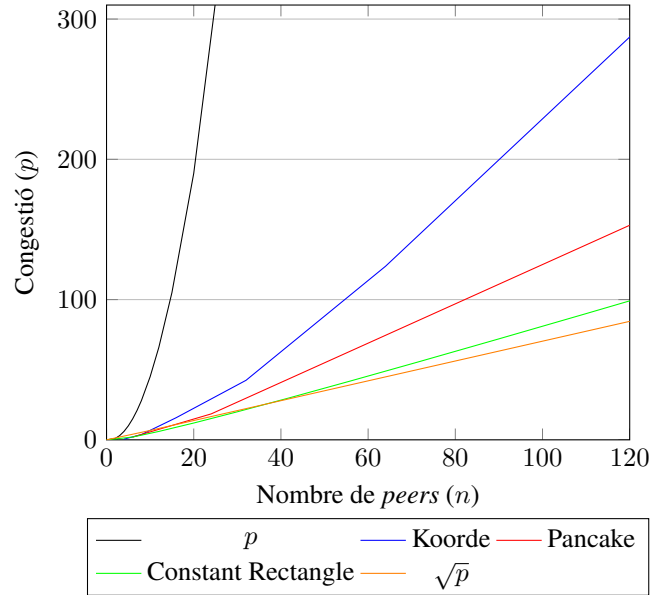


Fig. 4: Congestió de *Koorde*, *Pancake* i *Constant Rectangle*, on $p = (n^2 - n)/2$.

$O(p)$ i d'arrel quadrada $O(\sqrt{p})$. En el cas de *Constant Rectangle*, es podria pensar que també és el cas, tenint en compte que sembla allunyar-se de la línia que representaria la complexitat $O(\sqrt{p})$. És evident però, mirant la fórmula inferida a la taula 2, que la congestió de *Constant Rectangle* és de complexitat d'arrel quadrada $O(\sqrt{p})$.

Així doncs, com podem veure a la taula 2, la nostra topologia aconsegueix uns millors resultats per a la congestió que la majoria de les topologies presentades, i creiem que la raó d'aquesta millora és deguda en gran part al seu diàmetre. Amb un diàmetre de complexitat constant $O(1)$, els camins per a la comunicació entre els *peers* passaran per una quantitat constant de *peers*, i per tant la probabilitat que tindrà cada *peer* que un camí passi a través d'ell serà més petita que comparada amb topologies amb diàmetres de complexitat $O(\log_2 n)$ o $O(n)$.

- **Bisection Width:** finalment, si analitzem els resultats per a la mètrica del *bisection width*, trobem uns resultats molt dividits entre la complexitat constant $O(1)$ i la complexitat lineal $O(n)$. Per una part, *Binary Tree* i *Ring* obtenen una complexitat constant $O(1)$ considerant que, en ambdós casos, existeix un nombre finit de *peers* que en cas de ser desconnectats divideixen la topologia en dues parts iguals. En cas contrari, tro-

* = Inferència matemàtica presentada a l'apèndix A.2.

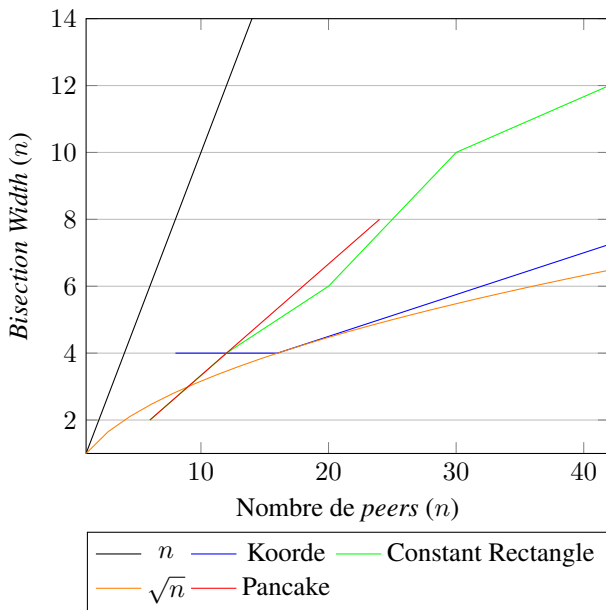


Fig. 5: *Bisectió Width* de Koorde, Pancake i Constant Rectangle.

bem a *Fully Connected*, que obté una complexitat lineal $O(n)$ gràcies al fet de ser una topologia on tots els *peers* es connecten entre ells, i d'aquesta manera s'haurien de desconnectar tots els *peers* de la topologia perquè aquesta quedés dividida.

Finalment, per a *Koorde*, *Pancake*, i la nostra topologia *Constant Rectangle*, no s'ha pogut inferir de manera teòrica un valor concret per a la mètrica del *bisectió width*, però de la mateixa manera que amb la congestió, s'ha realitzat una gràfica per a aquestes tres topologies mostrant el valor de la mètrica en funció del seu nombre de *peers*. Com podem veure a la Figura 5, totes tres topologies semblen situar els seus valors entre una complexitat lineal $O(n)$ i una complexitat d'arrel quadrada $O(\sqrt{n})$. Cal esmentar però com no s'han pogut obtenir valors del *bisectió width* per a un nombre de *peers* molt elevat tenint en compte l'alt cost computacional que el càlcul d'aquesta mètrica suposa.

Així doncs, trobem com la nostra topologia obté uns bons resultats per al *bisectió width* comparat amb les altres topologies presentades. Si suposem doncs que el seu *bisectió width* es troba entre una complexitat lineal $O(n)$ i una complexitat d'arrel quadrada $O(\sqrt{n})$, només una topologia millora el seu resultat, com és *Fully Connected*.

9 CONCLUSIONS

Dividirem les conclusions en una valoració general de la nostra topologia, un llistat de les aportacions realitzades, exposarem elements no tractats, i proposarem possibles extensions del treball.

9.1 Valoració de la nostra topologia

Un cop exposats els resultats de la nostra topologia per cadascuna de les mètriques escollides, podem dir en un context més general que la nostra topologia no pateix de cap

inconvenient greu en la seva anàlisi amb les mètriques escollides. Si traduïm aquestes mètriques a les propietats de les topologies P2P de les que neixen, podem dir que *Constant Rectangle*, tot i disposar d'una escalabilitat relativament baixa, disposa d'una distribució de càrrega i una tolerància a errors acceptables, i d'una velocitat òptima.

Considerant l'estat de l'art actual de les topologies P2P, i gràcies a l'anàlisi realitzada en aquest treball, considerem que *Constant Rectangle* pot considerar-se una topologia de xarxa P2P vàlida.

9.2 Aportacions realitzades

Així doncs, les aportacions realitzades en aquest treball han estat:

- S'han trobat les propietats més importants les quals una topologia de xarxa P2P hauria de tenir.
- S'han inferit unes mètriques quantificables específiques de les propietats trobades.
- S'han analitzat un seguit de topologies existents amb mètriques amb les quals anteriorment no havien estat analitzades.
- S'ha presentat una nova topologia de xarxa P2P.

9.3 Elements no tractats

Tot i que la totalitat dels objectius del treball han estat assolits, hi ha hagut un element que no s'ha pogut completar en la seva totalitat, com és el d'inferir una fórmula per tots els valors de les mètriques per a les topologies existents i la nostra topologia. Com podem veure a la taula 2, la congestió de *Ring*, *Binary Tree*, *Koorde* i *Pancake* només ha pogut ser representada com una aproximació, de la mateixa manera que passa amb el *bisectió width* de *Koorde*, *Pancake* i *Constant Rectangle*. Tenint en compte però que les topologies existents només han sigut escollides per a ser utilitzades a tall de comparació amb la nostra, podríem dir que l'únic element obligatori no tractat ha estat el de trobar una fórmula específica per al *bisectió width* de *Constant Rectangle*.

9.4 Possibles extensions del treball

Finalment, considerem que aquest treball podria tenir les següents extensions:

- Definir un algorisme d'encaminament per a la topologia, tal com fan altres topologies existents [9][10][13].
- Definir un algorisme per a afegir o desconnectar *peers* a la topologia, tal com fan altres topologies existents [14][17].

AGRAÏMENTS

Agraeixo al meu tutor Joan Bartrina tota l'ajuda i el suport prestat al llarg d'aquest quadrimestre, i els seus consells de cara a la correcta orientació del treball. Agrair també a la meua família per tot el suport moral prestat.

REFERÈNCIES

- [1] G. Kreitz, F. Niemela, "Spotify - large scale low latency P2P music-on-demand streaming", Proc. of the Tenth IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing, pp. 1-10, 2010.
- [2] S. A. Baset, H. Schulzrinne, "An analysis of the skype peer-to-peer internet telephony protocol", Proc. of the IEEE INFOCOM '06, Apr. 2006.
- [3] J. Pouwelse, P. Garbacki, D. Epema, H. Sips, "The bittorrent P2P file-sharing system: Measurements and analysis", Proc. of the IPTPS '06, Feb. 2005.
- [4] *Usenet*. [Online; 27/06/17]. Available: <https://es.wikipedia.org/wiki/Usenet>
- [5] *Napster*. [Online; 27/06/17]. Available: <https://es.wikipedia.org/wiki/Napster>
- [6] D. Milojevic, V. Kalogeraki, R. Lukose, "Peer-to-Peer Computing", Technical Report: HPL-2002-57.
- [7] *Gnutella*. [Online; 27/06/17]. Available: <https://es.wikipedia.org/wiki/Gnutella>
- [8] S. Ratnasamy, P. Francis, M. Handley, R. Karp, S. Shenker, "A scalable content-addressable network", Proc. of the 2001 Conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications, p.161-172, Aug. 2001.
- [9] I. Stoica, R. Morris, D. Karger, M. F. Kaashoek, H. Balakrishnan. "Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for Internet applications", Proc. of the ACM SIGCOMM '01, Aug. 2001.
- [10] A. Rowstron, P. Druschel, "Pastry: Scalable, Decentralized Object Location, and Routing for Large-Scale Peer-to-Peer Systems", Proc. of the International Conference on Distributed Systems Platforms, p.329-350, Nov. 2001.
- [11] B. Zhao, J. Kubiawicz, A. Joseph, "Tapestry: An infrastructure for fault-resilient wide-area location and routing", Technical Report: UCB//CSD-01-1141, Apr. 2001.
- [12] D. Loguinov, A. Kumar, S. Ganesh, "Graph-Theoretic Analysis of Structured Peer-to-Peer Systems: Routing Distances and Fault Resilience", Proc. of the ACM SIGCOMM '03, pp. 395-406, Aug. 2003.
- [13] F. Kaashoek, D. Karger, "Koorde: A simple degree-optimal hash table", Proc. of the IPTPS '03, pp. 98-107, Feb. 2003.
- [14] D.S. Li, X.C. Lu, J. Wu, "FissionE: A Scalable Constant Degree and Low Congestion DHT Scheme Based on Kautz Graphs", Proc. of the IEEE INFOCOM '05, pp. 1677-1688, 2005.
- [15] F. Kuhn, S. Schmid, J. Smit, R. Wattenhofer. "A Blueprint for Constructing Peer-to-Peer Systems Robust to Dynamic Worst-Case Joins and Leaves". Proc. of the 14th IEEE International Workshop on Quality of Service (IWQoS), Jun. 2006.
- [16] S. Akers, B. Krisnamurthy, "A group-theoretic model for symmetric interconnection networks", Proc. of the International Conference in Parallel Processing, pp. 216-223, 1986.
- [17] A. Kovacevic, N. Liebau, R. Steinmetz, "Globase. KOM - A P2P Overlay for Fully Retrievable Location-based Search", Proc. of the Seventh IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing, pp. 87-96, 2007.
- [18] E. Anceaume, R. Ludinard, A. Ravoaja, F. Brasileiro, "PeerCube: A Hypercube-Based P2P Overlay Robust against Collusion and Churn", Proc. of the Second International Conference in Self-Adaptive and Self-Organizing Systems, pp. 15-24, 2008.
- [19] H. Zhuge, X. Chen, X. Sun, E. Yao, "HRing: A structured P2P overlay based on harmonic series", IEEE Trans. Parallel Distributed Systems, vol. 19, no. 2, pp. 145-158, Feb. 2008.
- [20] J. Walkerdine, L. Melville, I. Sommerville, "Dependency Properties of P2P Architectures", Proc. of the Second IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing, pp. 173-174, 2002.
- [21] K. Aberer, L. Onana Alima, A. Ghodsi, S. Girdzijauskas, M. Hauswirth, S. Haridi, "The essence of P2P: a reference architecture for overlay networks", Proc. of the Fifth IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing, Aug. 2005.
- [22] K. Lua, J. Crowcroft, M. Pias, R. Sharma, S. Lim "A Survey and Comparison of Peer-to-Peer Overlay Network Schemes", Communications Surveys and Tutorials, vol. 7(2), 2005.
- [23] B. Pourebrahimi, K. Bertels, S. Vassiliadis, "A Survey of Peer-to-Peer Networks", Proc. of the 16th Annual Workshop on Circuits, Systems and Signal Processing, Nov. 2005.
- [24] D. DeFigueiredo, B. Venkatachalam, S. Wu, "Bounds on the performance of P2P networks using tit-for-tat strategies", Proc. of the Seventh IEEE International Conference on Peer-to-Peer Computing. pp. 11-18, 2007.
- [25] T. Leighton, R. Rubinfeld, *Communication Networks*, Lecture Notes on Mathematics for Computer Science, [Online; 27/06/17]. Available: <http://web.mit.edu/broder/Public/6.042-lecture-notes/lec9.pdf>
- [26] E. W. Dijkstra, "A note on two problems in connection with graphs", Numer. Math., vol. 1, pp. 269-271, 1959.
- [27] J. Xu, "On the fundamental tradeoffs between routing table size and network diameter in peer-to-peer networks", Proc. of the 22nd IEEE INFOCOM, Mar. 2003.

APÈNDIX

A.1 Software propi

Durant el transcurs del projecte, han sorgit una sèrie de reptes que han hagut de ser superats per tal d'assolir els nostres objectius. Per a la resolució d'alguns d'aquests reptes però, ha sigut necessari el desenvolupament d'un *software* propi. Llistem a continuació aquests reptes, tot exposant de quina manera s'ha anat desenvolupant aquest *software* per tal de resoldre'ls.

Repte 1: Poder visualitzar topologies

A l'inici del segon procés iteratiu, quan es van començar a desenvolupar prototips de topologies pròpies, va sorgir un problema. Els prototips creats eren costosos de visualitzar. Tenint en compte que es representaven en paper, a mesura que el nombre de *peers* augmentava, la tasca per a la connexió dels *peers* entre ells es feia més costosa. És per això que per resoldre aquest problema, es va realitzar una primera versió del *software* on, especificant la manera de connectar els *peers* entre ells, et permetia visualitzar qualsevol tipus de topologia donat un nombre de *peers*. A tall d'exemple, mostrem a la Figura 6 un fragment de codi on s'especifica com connectar els *peers* de la topologia *Ring* entre ells.

```
for(ulli i = 0LL; i < N; i++)
    nodes[i].CONNECT_TO(nodes[(i+1)%N]);
```

Fig. 6: Codi per a connectar els *peers* de *Ring* entre ells, on N representa el nombre de *peers* especificat i *nodes* representa la llista de *peers*.

Un cop especificat com connectar els *peers*, només caldria definir les posicions x, y dels *peers* de la topologia, juntament amb el nombre de *peers* que volem representar, perquè el *software* mostri per pantalla la imatge de qualsevol topologia, com la que podem veure a la Figura 7.

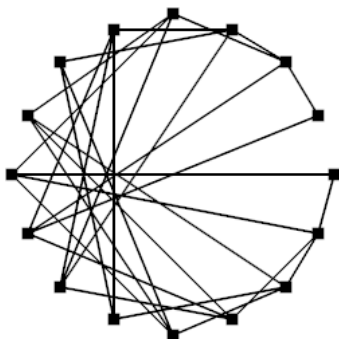


Fig. 7: *Koarde* per a 16 *peers*.

Així doncs, el desenvolupament d'aquest *software* ens va permetre visualitzar d'una manera més fàcil i ràpida tant les topologies pròpies que s'anaven desenvolupant, com les topologies existents que serien utilitzades a tall de comparació.

Passat un temps però, va sorgir un segon repte. Un cop disposàvem d'una topologia pròpia, i havíem escollit un seguit de topologies existents, vam veure que per a algunes d'aquestes topologies, no havien estat calculats prèviament alguns dels valors per a les mètriques escollides. Considerant que el càlcul de les mètriques en paper seria encara més costós que la visualització de les topologies, es va procedir a millorar el *software* perquè pogués realitzar també el càlcul de qualsevol mètrica per a qualsevol tipus de topologia en funció d'un nombre de *peers* n .

Repte 2: Calcular els valors de les mètriques

Un cop desenvolupada, es va utilitzar aquesta nova utilitat per calcular els valors estadístics (en funció del nombre de *peers*) de les mètriques per a les topologies que els necessitessin. D'aquesta manera, mostrem a la Taula 3 els valors que van poder ser obtinguts (les caselles grises indiquen valors no necessaris de calcular, atès que ja eren coneguts):

TAULA 3: VALORS INICIALS OBTINGUTS UTILITZANT SOFTWARE PROPI.

	Grau	Diàmetre	Congestió	<i>Bisection Width</i>
<i>Ring</i>			✓	
<i>Binary Tree</i>			✓	
<i>Koarde</i>			✓	✗
<i>Pancake</i>			✓	✗
<i>Constant Rectangle</i>	✓	✓	✓	✗

Com podem veure a la Taula 3, es van aconseguir obtenir tots els resultats per als valors desitjats amb l'excepció del *bisection width*. En aquest últim cas, vam trobar que l'alt cost computacional que aquesta mètrica presentava, impedia obtenir les dades suficients per a poder inferir un valor estadístic vàlid de la mètrica. A mesura que augmentàvem el nombre de *peers* de la topologia, el cost temporal per al càlcul de la mètrica creixia exponencialment, arribant a estimar-se en alguns casos uns temps de càlcul de 3 mesos. Amb l'objectiu de reduir aquest cost, es va arribar a la conclusió d'afegir al nostre *software* acceleració per GPU.

Repte 3: Càlcul del *bisection width* fent ús de la GPU

Tenint en compte que es disposava d'una targeta gràfica Nvidia, es va escollir l'API CUDA per a realitzar el desenvolupament d'aquesta part del *software*. Un cop integrada la configuració de compilació pertinent al nostre *software*, es va procedir a l'aïllament de la part del codi del *bisection width* amb més cost computacional, i es va transformar per utilitzar el conjunt de mètodes de l'API de CUDA que permetien l'acceleració per GPU d'aquest.

Un cop finalitzat el desenvolupament, es va aconseguir reduir el cost temporal de càlcul del *bisection width* en un factor aproximat de 5. Gràcies a aquesta millora, va ser possible l'obtenció de dades suficients per a poder inferir uns valors estadístics vàlids de la mètrica per a les topologies pertinents.

Finalment, indicar que la totalitat del *software* desenvolupat ha sigut entregat al tutor del projecte tal com resa la rúbrica del dossier.

A.2 Inferència matemàtica de la congestió de Ring

Per començar a inferir una fórmula per la congestió de *Ring*, mostrem a la Figura 8 la topologia per a 12 *peers*. Considerant que no hi ha cap diferència topològica entre els *peers* de la topologia, tots compartiran la mateixa congestió. D'aquesta manera, escollim un *peer* qualsevol p marcat a la Figura 8 en color vermell per calcular la seva congestió, i d'aquesta manera posteriorment inferir la congestió de tota la topologia.

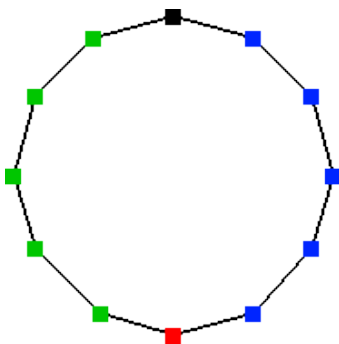


Fig. 8: Ring per a 12 *peers*.

Tenint en compte que l'algorisme Dijkstra utilitzat pel càlcul de la congestió ens retornarà el camí o camins de cost mínim entre dues parelles qualsevol de *peers* $p_i, p_j \in V$, trobem com els *peers* marcats a la Figura 8 en color verd, crearan una congestió a p quan realitzin els seus camins de cost mínim cap als *peers* marcats en color blau.

Si per exemple ens centrem en el *peer* verd més proper a p , trobem que aquest crearà $4 + \frac{1}{2}$ camins de cost mínim que passaran per p , ja que formarà un camí de cost mínim per a cadascun dels quatre primers *peers* blaus, i dos camins de cost mínim per a l'últim *peer* blau (dels quals només un passarà per p). En el cas del següent *peer* verd però, es crearan $3 + \frac{1}{2}$ camins que passaran per p , ja que aquest no realitzarà cap camí de cost mínim que passi per p cap a l'últim *peer* blau. Si realitzem aquest càlcul per a tots els *peers* verds, trobem que per p passaran els següents camins:

$$\left(4 + \frac{1}{2}\right) + \left(3 + \frac{1}{2}\right) + \left(2 + \frac{1}{2}\right) + \left(1 + \frac{1}{2}\right) + \left(\frac{1}{2}\right). \quad (26)$$

Que alhora pot ser expressat com:

$$\left(4 + 3 + 2 + 1\right) + 5 \times \left(\frac{1}{2}\right). \quad (27)$$

Ara bé, si ens fixem en l'expressió, tenint en compte que augmentar el nombre de *peers* de la topologia només provocaria que s'afegissin nombres cada cop més alts al sumatori (ja que hi hauria més *peers* els quals els seus camins passin per p), i que es multipliqués $\frac{1}{2}$ per un nombre cada cop més alt, inferim que aquesta expressió pot ser generalitzada.

En el cas del sumatori, considerant que el valor més gran

del mateix sempre vindrà definit pel nombre de *peers* verds - 1, i que el nombre de *peers* verds sempre vindrà definit per en funció del nombre de *peers* n de la topologia com $\frac{n}{2} - 1$, podem generalitzar el sumatori en funció de n de la següent manera:

$$\left(\frac{n}{2} - 2\right) + \left(\frac{n}{2} - 3\right) + \dots + \left(\frac{n}{2} - \left(\frac{n}{2} - 1\right)\right). \quad (28)$$

Seqüència coneguda com el nombre triangular, que pot ser expressada alhora com:

$$\frac{\left(\frac{n}{2} - 1\right) \times \left(\frac{n}{2} - 2\right)}{2}. \quad (29)$$

Per una altra banda, tenim la multiplicació de $\frac{1}{2}$ per un nombre. Tenint en compte que aquest nombre sempre vindrà definit pel nombre de *peers* verds de la topologia (ja que tots els *peers* verds tindran almenys una parella de camins de cost mínim cap a un mateix *peer* blau, on un d'aquests camins passi per p), podem generalitzar-lo de manera que pugui ser definit en funció de n com $\frac{n}{2} - 1$.

Així doncs, un cop generalitzats tots els elements de l'expressió inicial de la congestió de p , trobem que aquesta pot ser expressada en funció de n com:

$$\frac{\left(\frac{n}{2} - 1\right) \times \left(\frac{n}{2} - 2\right)}{2} + \left(\left(\frac{n}{2} - 1\right) \times \left(\frac{1}{2}\right)\right). \quad (30)$$

Considerant doncs que tots els *peers* tindran la mateixa congestió, i que la congestió d'una topologia és el valor del *peer* amb la congestió més alta, constatem que aquesta fórmula representa també la congestió c de la topologia *Ring*.

Caldria realitzar un últim pas però, tenint en compte que la mètrica de la congestió és expressada en funció del nombre de camins p de la topologia, no en funció de n . D'aquesta manera, si reduïm la fórmula de la congestió anterior, tenim com:

$$c = \frac{1}{8} \times (n - 2)^2. \quad (31)$$

On només caldria doncs substituir n per la seva fórmula corresponent en funció de p (presentada a l'apartat 7.2), per obtenir:

$$c = \frac{1}{8} \times \left(\left(\sqrt{2p + \frac{1}{4}} + \frac{1}{2}\right) - 2\right)^2 \quad (32)$$

$$c = \frac{1}{8} \times \left(\sqrt{2p + \frac{1}{4}} - \frac{3}{2}\right)^2 \quad (33)$$

$$c = \frac{1}{8} \times \left(\frac{5}{2} + 2p - 3\sqrt{2p + \frac{1}{4}}\right) \quad (34)$$


$$c = \frac{5}{8} + \frac{2p}{8} - \frac{3\sqrt{2p + \frac{1}{4}}}{8} \quad (35)$$


$$c = \frac{p}{4} - \frac{3}{8}\sqrt{2p + \frac{1}{4}} + \frac{5}{16}. \quad (36)$$


A.3 Taula amb els mètodes per a l'obtenció dels valors de les mètriques

TAULA 4: MÈTODES PER A L'OBTENCIÓ DELS VALORS DE LES MÈTRIQUES

	Grau	Diàmetre	Congestió	<i>Bisection Width</i>
<i>Ring</i>				
<i>Binary Tree</i>				
<i>Koorde</i>				
<i>Pancake</i>				
<i>Constant Rectangle</i>				
<i>Fully Connected</i>				

 = Valors ja coneguts.

 = Valors estadístics obtinguts amb *software* propi (A.1).

 = Valors obtinguts per inferència matemàtica.

Esmentar com, per pràcticament tots els valors obtinguts per inferència matemàtica, van ser obtinguts anteriorment uns valors estadístics en funció del nombre de *peers* de la topologia utilitzant el *software* propi presentat a l'apèndix A.1. Tenint en compte però que la inferència matemàtica ens permet obtenir una fórmula específica per al valor de la mètrica, s'ha utilitzat aquest valor en comptes del valor estadístic per a que sigui mostrat a la Taula 4.