

Modelos de confiabilidad diámetro-acotada para optimizar búsquedas en redes P2P

Héctor Cancela

Universidad de la República, F. de Ingeniería, Instituto de Computación,
J. Herrera y Reissig 565, Montevideo, URUGUAY, 11300
cancela@fing.edu.uy

and

Jorge Coll

Universidad de la República, F. de Ingeniería, Instituto de Computación,
J. Herrera y Reissig 565, Montevideo, URUGUAY, 11300
jcoll@montevideo.com.uy

and

Diego Costanzo

Universidad de la República, F. de Ingeniería, Instituto de Computación,
J. Herrera y Reissig 565, Montevideo, URUGUAY, 11300
dmc2005@adinet.com.uy

and

Manuel Rodríguez

Universidad de la República, F. de Ingeniería, Instituto de Computación,
J. Herrera y Reissig 565, Montevideo, URUGUAY, 11300
manrod@adinet.com.uy

Resumen

Las redes P2P se han desarrollado como una manera eficiente de compartir recursos entre usuarios finales. En este trabajo se discute un modelo Confiabilidad Diámetro Acotada para representar la búsqueda de información en redes P2P basada en la inundación de paquetes, limitada por una profundidad máxima de re-envío. A partir de estos modelos, se busca elegir la profundidad de re-envío y la cantidad de conexiones simultáneas para optimizar la información accesible a los nodos participantes, teniendo en cuenta limitaciones en el ancho de banda disponible.

El método propuesto se basa en propiedades de monotonía de las magnitudes involucradas, y consiste en una búsqueda en un conjunto discreto de soluciones. Los resultados numéricos obtenidos con dicho método sobre un conjunto de casos muestra una fuerte regularidad en la ubicación del óptimo.

Palabras clave: redes P2P, optimización, simulación, confiabilidad diámetro-acotada.

Abstract

P2P networks have been developed as an efficient method for sharing resources between final users. In this work we discuss a Diameter constrained reliability model for representing an information search method on a P2P network based on packet flooding, with a limitation in the packet propagation depth.

From these models, we try to find the propagation depth and the number of simultaneous connections in order to optimize the information that can be found by the participating nodes, taking into account bandwidth limitations.

The method proposed is based on monotony properties of the measures involved, and consists in a search over a discrete set of solutions. The numerical results obtained with this method on a number of cases show a strong regularity in the optimum location.

Keywords: P2P networks, optimization, simulation, diameter constrained reliability.

1- INTRODUCCIÓN

El objeto de estudio de este trabajo es la optimización en la búsqueda de información en redes P2P puras. Estas se pueden describir como un conjunto de nodos (peers) interconectados, que tienen la finalidad global de realizar algún tipo de actividad en conjunto y en las que no existe un servidor central que controle o regule el funcionamiento de la red. En ellas, cualquier nodo puede ser tanto fuente, terminal o nodo intermedio de un pedido de información particular.

Hemos asumido además que el mecanismo que se emplea para la búsqueda de información en la red es la inundación, implementada como una búsqueda BFS (Breadth First Search) en los nodos. Esta búsqueda comienza con la llegada de un pedido de información particular a uno de los nodos de la red, que denominamos nodo origen del pedido. Éste envía una consulta por la información que necesita a sus vecinos, cada uno de los cuales chequea su base de datos por la información requerida y reenvía el pedido a todos sus vecinos (eventualmente se puede omitir el nodo por el que ingresó el pedido de la lista de nodos de salida), repitiéndose este procedimiento hasta encontrarse el nodo poseedor de la información buscada o hasta alcanzarse un cierto nivel (time-to-live o TTL) de tolerancia predefinido. Por otro lado, llamaremos CCP a la cantidad de conexiones promedio permitidas a cada nodo, es decir a la cantidad de vecinos o nodos que él conoce.

Es intuitivo pensar que cuanto mayor sea el TTL o el CCP, mayor será la probabilidad de que los nodos encuentren la información buscada, pero a su vez mayor será la carga de paquetes generados en la red. Estos aumentos en la probabilidad de encontrar la información y en la cantidad de paquetes generados, se deben a cambios en diferentes factores que afectan la búsqueda. Al aumentar el TTL lo que aumenta es la profundidad de la inundación, mientras que al aumentar el CCP al aumento se da en la amplitud de la búsqueda en cada nivel.

El problema a resolver es entonces, dada una red P2P, de la cual sabemos cual es la cantidad promedio de nodos activos N y cuantos pedidos de información realiza cada nodo en una unidad de tiempo (CPN), encontrar los valores CCP y TTL que maximizan la probabilidad de encontrar la información sujeto a una restricción de carga, medida como la cantidad de mensajes enviados en la red en una unidad de tiempo.

En particular buscaremos resolver el problema anterior bajo los siguientes enfoques:

- Maximizar la probabilidad de que todo nodo encuentre todo pedido de información.
- Maximizar la probabilidad de que un nodo arbitrario encuentre un pedido cualquiera de información.

En la próxima sección, describiremos el modelo empleado para representar las redes P2P; la sección 3 describe el algoritmo de optimización empleado, y la sección 4 algunos resultados numéricos obtenidos. Algunas conclusiones se presentan en la sección 5.

2- MODELO

Para resolver este problema trabajaremos con un modelo de confiabilidad de redes.

En la confiabilidad clásica de redes [5] [6] [7], dada una red modelada por un grafo $G=(V,E)$, donde cada arista e perteneciente a E tiene definida una probabilidad r_e de estar activa (independiente del estado de las demás aristas), y un conjunto de nodos terminales $K \subseteq V$, se define la confiabilidad $R_K(G)$, como la probabilidad de que las aristas activas induzcan un subgrafo K -conexo, es decir, que existan caminos entre cualquier par de nodos de K .

En muchas situaciones no es suficiente con conocer que los nodos terminales K estén conectados, sino que también es requerido que el largo de los caminos entre todo par de nodos de K , sea menor o igual a una cota superior D . Por ejemplo, puede darse que en cada nodo de la red exista un retardo, y el tiempo de comunicación total entre dos nodos terminales debe ser menor a D veces este retardo. Los trabajos [4] [2] [3] desarrollan una generalización de la confiabilidad clásica, llamada confiabilidad diámetro acotada.

En este modelo la confiabilidad $R_K(G,D)$ es la probabilidad de que las aristas activas induzcan un subgrafo cuyo diámetro en K (distancia máxima entre pares de nodos en K) sea menor o igual a un valor D prefijado. Observar que esto implica también que el subgrafo sea K -conexo. Cuando $K=V$ se habla de confiabilidad todos-terminales, y cuando $K=\{s,t\}$ nos referimos a ella como confiabilidad fuente-terminal.

Para ilustrar la idea en el grafo de la figura 1, considerando $K=\{s,t\}$, la confiabilidad clásica $R_K(G)$ es $0,8^3$, mientras la confiabilidad diámetro acotada con $D=2$, $R_K(G;2)$, es 0.

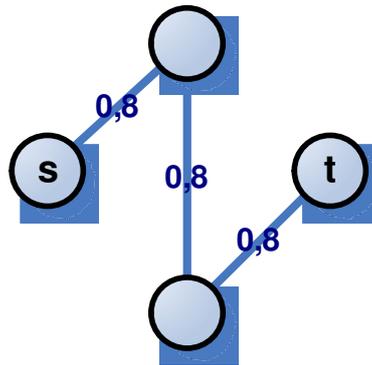


Figura 1: Ilustración; en este grafo $R_K(G)=0,8^3$ y $R_K(G,2)$ es 0, con $K=\{s,t\}$

En este trabajo representaremos a la red P2P como un grafo $G=(V,E)$ donde $|V|=N$ es la cantidad de nodos activos que tiene promedialmente la red. Este grafo será no dirigido (dado que si un nodo i conoce a j se asume que j también conoce a i) y completo dado que en la red formada por los N nodos activos existe una potencial conexión virtual entre cada uno de ellos.

Una restricción de la realidad que modelamos es que cada nodo de la red no puede conocer a todos sus vecinos en un instante dado debido a limitaciones en el tamaño de las tablas de enrutamiento y a limitaciones en la capacidad de procesamiento. Para modelar el hecho que cada nodo conoce en promedio CCP vecinos, asociamos a cada arista un valor real r_e entre 0 y 1 que representa la probabilidad que la misma esté activa, el cual queda definido como $CCP/(N-1)$. Este valor indica la probabilidad de que la arista sea usada en la búsqueda de información en un momento dado.

Pensando en una red P2P, la cota para el largo de los caminos que consideraremos como operacionales está dada por la cantidad de nodos intermedios que visita un paquete durante la búsqueda, que puede verse como una forma de medir el tiempo de vida de los paquetes en la red o TTL. En nuestro modelo este concepto se mapea de forma intuitiva con el largo máximo D permitido para los caminos de la red. A su vez tomaremos como el conjunto de nodos terminales K al total de nodos activos de la red V , ya que en una red P2P pura todos los nodos pueden ser tanto fuente como terminal en una búsqueda de información particular. Finalmente, la carga de la red la modelamos como la cantidad de paquetes enviados por todos los nodos de la red en una unidad de tiempo, C .

En términos del modelo, resolver el problema de maximizar la probabilidad de que todo nodo encuentre todo pedido de información, es:

$$\begin{cases} \text{Max } Rv(G, D) \\ \text{s.a. } C < L \end{cases}$$

donde L es una cota definida para la cantidad de paquetes enviados en la red, y es un parámetro conocido de antemano.

Por otro lado el problema maximizar la probabilidad de que un nodo arbitrario encuentre un pedido cualquiera de información, es:

$$\left\{ \begin{array}{l} \text{Max} \frac{\sum_{\forall s,t \in V} R_{st}(G, D)}{N(N-1)} \\ \text{s.a. } C < L \end{array} \right.$$

donde D es una variable de decisión que toma valores entre 1 y $N-1$; y CCP es también una variable de decisión, que varía entre 1 y CCP_{\max} (con este último valor siempre menor que $N-1$). Esta posibilidad de restringir el valor de CCP , se debe a que en la realidad no siempre se puede lograr que cada nodo conozca promedialmente a un número arbitrariamente grande de vecinos. Si se toma $CCP_{\max} = N-1$, la solución es o trivial o inexistente, dado que la confiabilidad de todas las aristas es 1 ($r_c = CCP/N-1$), la confiabilidad diámetro acotada es 1 y si para $D=1$ se cumple la restricción de carga, allí tenemos el óptimo (si en cambio allí no se cumple la restricción de carga, entonces no tenemos solución posible).

Observar que el segundo problema puede ser visto desde dos enfoques diferentes:

1. Es el promedio de las confiabilidades diámetro acotada fuente-terminal para todas las posibles combinaciones de pares de nodos de V .
2. Se puede ver también como maximizar el porcentaje de pares de nodos que se encuentran comunicados por caminos operacionales de largo menor o igual a D , sujeto a una restricción de carga.

3-ALGORITMO DE OPTIMIZACIÓN

El algoritmo utilizado para resolver este problema se basa en observar que tanto la confiabilidad diámetro acotada como la carga son monótonamente crecientes respecto a D y también a CCP . Es decir al aumentar cualquier de estos dos parámetros, tanto la confiabilidad como la carga toman valores crecientes.

Por la tanto el espacio de soluciones se puede ver como una matriz de $N-2 \times N-1$, en la que en las filas varía CCP y en las columnas D .

A su vez, por al monotonía de la carga, los elementos factibles, es decir aquellos pares (CCP, D) que cumplen la restricción de carga formarán una zona como la que se puede apreciar en la figura 2. En ella se observa para un caso de 20 nodos activos y una restricción de 5.000 paquetes enviados en una unidad de tiempo, la forma de la región factible, dado por los elementos resaltados en color verde y celeste (o gris).

Dentro de los elementos factibles podemos definir un subconjunto F , al que le llamamos frontera, que son aquellos pares (CCP, D) factibles y que además cualquier otro par que tenga o CCP o D mayor no lo es. Formalmente:

$$F = \left\{ (CCP_F, D_F) \in G \mid \begin{array}{l} C(G[CCP_F, D_F]) \leq L \text{ y} \\ \neg \exists D_i > D_F \mid C(G[CCP_F, D_i]) < L \text{ y} \\ \neg \exists CCP_i > CCP_F \mid C(G[CCP_i, D_F]) < L \end{array} \right\}.$$

El algoritmo consistirá entonces en dos fases: primero hallar la frontera F y luego evaluar la confiabilidad diámetro acotada para cada elemento de F , hallando el par (CCP, D) en el que se obtenga el mayor valor. Luego por la propiedad de monotonía de la confiabilidad respecto a CCP y D mencionada al principio de la sección, ese valor será la solución al problema.

CCP/D	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19
1	21	39	57	74	90	105	120	133	146	159	170	181	192	202	211	221	228	236	244
2	40	116	259	531	1.047	2.024	3.875	7.381	14.026	26.615	50.468	95.664	181.298	343.552	660.981	1.2E+06	2.3E+06	4.4E+06	8.4E+06
3	60	231	715	2.092	6.007	17.134	48.756	138.630	394.061	1.1E+06	3.2E+06	9.0E+06	2.6E+07	7.3E+07	2.1E+08	5.9E+08	1.7E+09	4.8E+09	1.4E+10
4	80	383	1.532	5.885	2.2E+04	8.5E+04	3.2E+05	1.2E+06	4.6E+06	1.8E+07	6.6E+07	2.5E+08	9.5E+08	3.6E+09	1.4E+10	5.2E+10	2.0E+11	7.4E+11	2.8E+12
5	100	574	2.817	13.446	6.4E+04	3.0E+05	1.4E+06	6.8E+06	3.2E+07	1.5E+08	7.2E+08	3.4E+09	1.6E+10	7.7E+10	3.6E+11	1.7E+12	8.1E+12	3.9E+13	1.8E+14
6	120	802	4.679	26.718	1.5E+05	8.6E+05	4.9E+06	2.8E+07	1.6E+08	9.0E+08	5.1E+09	2.9E+10	1.7E+11	9.4E+11	5.4E+12	3.0E+13	1.7E+14	9.8E+14	5.6E+15
7	140	1.068	7.225	48.055	3.2E+05	2.1E+06	1.4E+07	9.3E+07	6.2E+08	4.1E+09	2.7E+10	1.8E+11	1.2E+12	7.9E+12	5.2E+13	3.5E+14	2.3E+15	1.5E+16	1.0E+17
8	160	1.373	10.563	80.217	6.1E+05	4.6E+06	3.5E+07	2.6E+08	2.0E+09	1.5E+10	1.2E+11	8.7E+11	6.6E+12	5.0E+13	3.8E+14	2.9E+15	2.2E+16	1.7E+17	1.3E+18
9	180	1.715	14.800	126.373	1.1E+06	9.2E+06	7.8E+07	6.7E+08	5.7E+09	4.9E+10	4.1E+11	3.5E+12	3.0E+13	2.6E+14	2.2E+15	1.9E+16	1.6E+17	1.4E+18	1.2E+19
10	200	2.095	20.045	190.099	1.8E+06	1.7E+07	1.6E+08	1.5E+09	1.5E+10	1.4E+11	1.3E+12	1.2E+13	1.2E+14	1.1E+15	1.0E+16	9.9E+16	9.4E+17	8.9E+18	8.4E+19
11	220	2.513	26.404	275.380	2.9E+06	3.0E+07	3.1E+08	3.2E+09	3.4E+10	3.5E+11	3.7E+12	3.8E+13	4.0E+14	4.2E+15	4.3E+16	4.5E+17	4.7E+18	4.9E+19	5.1E+20
12	240	2.968	33.986	386.610	4.4E+06	5.0E+07	5.7E+08	6.5E+09	7.3E+10	8.3E+11	9.5E+12	1.1E+14	1.2E+15	1.4E+16	1.6E+17	1.8E+18	2.0E+19	2.3E+20	2.6E+21
13	260	3.462	42.899	528.590	6.5E+06	8.0E+07	9.9E+08	1.2E+10	1.5E+11	1.8E+12	2.3E+13	2.8E+14	3.4E+15	4.2E+16	5.2E+17	6.4E+18	7.9E+19	9.8E+20	1.2E+22
14	280	3.994	53.249	706.528	9.4E+06	1.2E+08	1.6E+09	2.2E+10	2.9E+11	3.8E+12	5.1E+13	6.8E+14	9.0E+15	1.2E+17	1.6E+18	2.1E+19	2.8E+20	3.7E+21	4.9E+22
15	300	4.563	65.145	926.043	1.3E+07	1.9E+08	2.7E+09	3.8E+10	5.4E+11	7.6E+12	1.1E+14	1.5E+15	2.2E+16	3.1E+17	4.4E+18	6.3E+19	8.9E+20	1.3E+22	1.8E+23
16	320	5.171	78.694	1.2E+06	1.8E+07	2.7E+08	4.2E+09	6.3E+10	9.5E+11	1.4E+13	2.2E+14	3.3E+15	5.0E+16	7.6E+17	1.2E+19	1.8E+20	2.7E+21	4.0E+22	6.1E+23
17	340	5.816	94.005	1.5E+06	2.4E+07	3.9E+08	6.3E+09	1.0E+11	1.6E+12	2.6E+13	4.3E+14	6.9E+15	1.1E+17	1.8E+18	2.9E+19	4.6E+20	7.4E+21	1.2E+23	1.9E+24
18	360	6.499	111.184	1.9E+06	3.2E+07	5.5E+08	9.4E+09	1.6E+11	2.7E+12	4.7E+13	8.0E+14	1.4E+16	2.3E+17	3.9E+18	6.7E+19	1.1E+21	2.0E+22	3.3E+23	5.7E+24

Figura 2: Espacio de Soluciones para $N=20$ y $L=5.000$

4- IMPLEMENTACIÓN Y RESULTADOS NUMÉRICOS

El algoritmo discutido en la sección precedente fue implementado en lenguaje Java, y está disponible en <http://www.fing.edu.uy/inco/grupos/invop/cda2005> [1]. El lenguaje de implementación fue elegido pensando fundamentalmente en la portabilidad de las aplicaciones; si bien se realizaron algunos experimentos con una implementación parcial en C++, para evaluar si se podría obtener una mejor performance en tiempos de ejecución. Dado que estos tiempos fueron muy similares para Java y C++, se optó por la primer alternativa.

En el sitio Web mencionado se encuentran entre otras, dos aplicaciones, una que realiza las evaluaciones de las confiabilidades $R_V(G,D)$ y $\sum_{\forall s,t \in V} R_{st}(G,D)/(N(N-1))$ y la evaluación de la carga; y otra aplicación que utiliza estos algoritmos para resolver el problema de optimización descrito en este trabajo.

Como se ve en la figura 3, que es una captura de pantalla de la aplicación de optimización, el usuario puede elegir hacer las evaluaciones de la confiabilidad tanto por un método exacto, como lo es la generación completa de estados, o por métodos aproximados como lo es el Monte Carlo Crudo y el Monte Carlo Antitético Generalizado. Dado que la complejidad computacional de una implementación directa de la evaluación de la confiabilidad en una red es sumamente elevada (es un problema de la clase NP-difícil), si bien se pueden implementar métodos exactos para la evaluación, estos son inviables incluso para grafos de tamaño pequeño. Como alternativa, se implementaron métodos de simulación Monte Carlo para la evaluación, de forma de ampliar la gama de problemas a la que es aplicable el algoritmo de optimización diseñado.

El cálculo de la carga también se puede realizar mediante simulación; pero existe una alternativa que dio buenos resultados en la práctica, consistente en el empleo de una fórmula analítica aproximada. Dado que el método de optimización requiere de un gran número de evaluaciones de la carga, fue necesario encarar esta alternativa. La aproximación analítica utilizada es la siguiente:

$$\Rightarrow FC_G(G(V,E),D,CPN) \cong N.CPN \frac{CCP(N-1)(1-CCP^D(1-(1/N-1)^D))}{(N-1)-CCP(N-2)}$$

Esta fórmula surge de emplear valores medios (en lugar de distribuciones) para la cantidad de conexiones disponibles en cada nodo, y de despreciar el efecto de las interacciones debidas a la topología de la red. En particular, consideramos

que el nodo origen de una consulta se conectará y transmitirá la misma a CCP nodos adicionales, cada uno de los cuales la retransmitirá a otros CCP-1 nodos (no se vuelve a enviar al nodo original). Esto se repite hasta una profundidad D. Sumando todos los mensajes enviados por los nodos incluidos en este proceso, obtenemos una serie geométrica con un número finito de términos; multiplicando luego por la cantidad de nodos y el número de pedidos por nodo por unidad de tiempo, llegamos a la fórmula indicada.

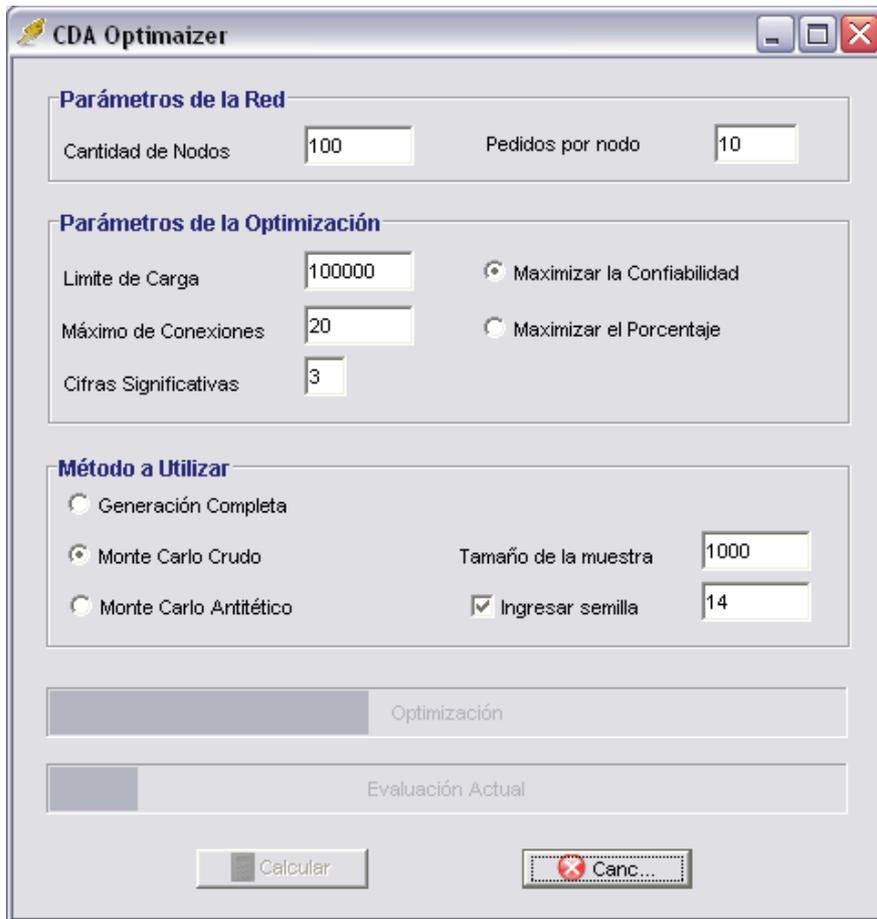


Figura 3: Captura de pantalla del CDA Optimizer

Se hizo un análisis comparando el resultado de esta fórmula con los valores devuelto por Monte Carlo y se constató que la fórmula siempre devolvía un valor que pertenecía al intervalo de confianza del método Monte Carlo. Esto indica que el error cometido por la fórmula analítica está dentro del rango de error de otros métodos aproximados por lo que se hizo factible su utilización.

En la figura 4 vemos los resultados de uno de los experimentos que se realizaron para analizar el comportamiento de esta fórmula en comparación con el de una estimación por un método Monte Carlo estándar. Estos experimentos, si bien son puntuales, mostraron un muy buen comportamiento de la fórmula, por lo que se decidió emplearla.

Para evaluar el funcionamiento del método de optimización diseñado, se realizaron un conjunto de experimentos con los parámetros del problema que se detallan en la figura 5.

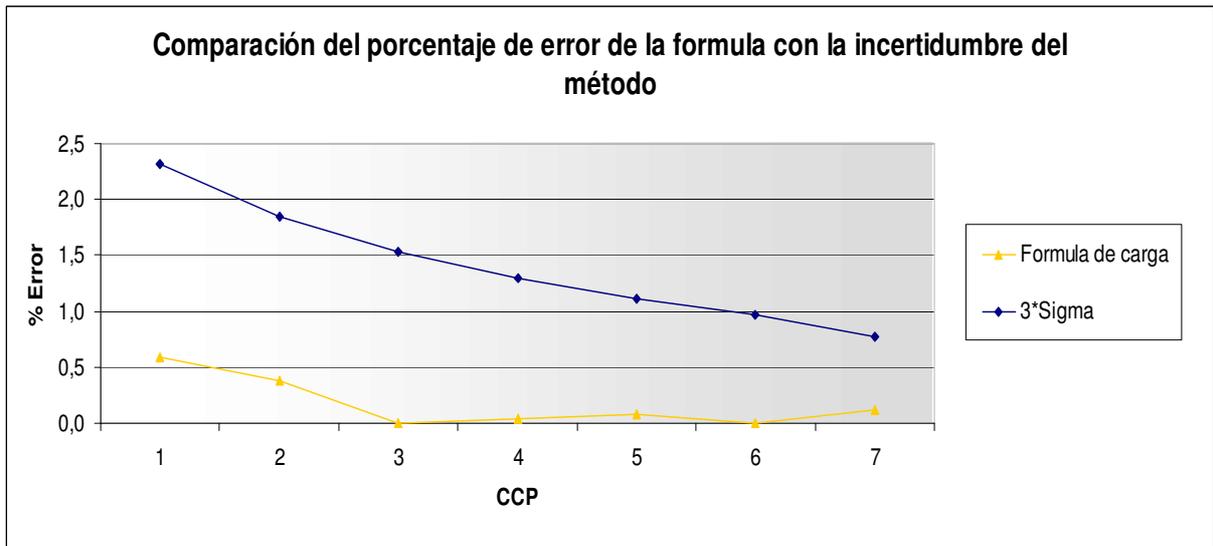


Figura 4: Validación de formula de carga

Caso	N	LLC	Max CCP	Tam Muestra
1	50	20.000	Sin Limite	1000
2	50	200.000	Sin Limite	1000
3	50	2.000.000	5	200
4	50	20.000.000	10	200
5	100	200.000	20	100
6	500	200.000	Sin Limite	200
7	500	20.000.000	Sin Limite	10

Figura 5: Experimentos realizados con el algoritmo de optimización (en todos los caso se utilizó Monte Carlo estándar, con 1 pedido en promedio por nodo y semilla 1)

Dicha selección de casos, se basó en la observación de que la forma de la frontera de carga no varía de forma significativa ante variaciones proporcionales de N y LLC , por las pruebas se centraron en variar el LLC y el máximo valor de CCP . No obstante se hizo realizaron las corridas 6 y 7 de forma de mostrar la correlación mencionada: en el caso 6 los parámetros varían proporcionalmente respecto a los del caso 1, e idéntica situación se da entre los casos 7 y 3.

Luego de estas ejecuciones (cuyos detalles se pueden encontrar en [1]) se puede observar claramente dos escenarios: aquellos en los que se restringe el CCP máximo y en los que no, surgiendo en cada uno de ellos las siguientes observaciones:

- a) En los casos que CCP tiene una cota máxima $-CCP_{max}$, el óptimo se da la intersección del borde de la zona factible con $CCP = CCP_{max}$ o en el punto de la frontera inmediatamente superior.
- b) En los casos que CCP no esta acotado, si el borde de la zona factible corta a $C=N-2$ en un $D_0 \geq 2$, entonces el optimo esta en $(N-2, D_0)$; y si por el contrario la zona factible corta a $C=N-2$ en $D=1$ o no la corta, el optimo estará en $(CCL_0, 2)$, siendo CCL_0 el determinado por el corte del borde de la zona factible con $D=2$

5- CONCLUSIONES Y TRABAJOS FUTUROS

La primera conclusión es que resultó posible utilizar un modelo de confiabilidad de redes para resolver computacionalmente el problema planteado de encontrar una configuración de una red P2P, fijando el TTL de la red y la cantidad de vecinos que cada nodo conoce promedialmente, de manera de maximizar la probabilidad de que los usuarios encuentren la información.

Además se encontró un patrón en la ubicación del óptimo. No se conocía a priori la tendencia de que el valor óptimo se da en valores altos de CCP y bajos de D , lo que indica un mayor impacto del parámetro CCP respecto a D , en el momento de evaluar la confiabilidad. Pensamos que esto obedece a que bajos valores de CCP corresponden a casos con pocas aristas operativas, y por más que D tome valores grandes, resulta difícil obtener conectividad entre los nodos; mientras que para valores altos de CCP sucede lo contrario y basta un pequeño valor de D , para que los mismos se conecten.

Una observación adicional responde al potencial error cometido al utilizar una aproximación para la función de carga. Hemos comprobado que en todos los casos que evaluamos, la solución óptima obtenida por el método utilizando esta aproximación para calcular el conjunto frontera, es una solución factible cuando se la evalúa utilizando la definición real de la carga. Esto es importante, ya que aunque el óptimo podría variar, al menos la solución alcanzada es aplicable.

Un trabajo futuro interesante sería intentar demostrar formalmente las observaciones hechas en la parte de resultados numéricos.

Algunas limitaciones de estos métodos corresponden a problemas de precisión y otras limitaciones de las técnicas de evaluación de las medidas de interés. Algunos de estos problemas corresponden a sumas de series de gran número de términos pequeños, o overflow por valores fuera de rango, que con una implementación adecuada podrían mejorarse. Otros en cambio son limitaciones de las propias técnicas empleadas; en particular, los métodos de Monte Carlo tienen problemas de precisión cuando las confiabilidades a estimar son muy cercanas a 0 o a 1, lo que es el caso para muchas combinaciones de valores de D y TTL (soluciones factibles). Un caso específico observado es el de muchas configuraciones para las cuales la estimación Monte Carlo de su confiabilidad es igual a 1, haciendo que las mismas sean equivalentes para la búsqueda del óptimo, cuando en realidad las confiabilidades, si bien muy próximas a la unidad, son diferentes.

Agradecimientos

Este trabajo es un resultado del proyecto PDT S/C/IF/29/37, habiendo contado asimismo con el apoyo del CNPq - Proyecto PROSUL Proc. 490333/2004-4 conforme Edital CNPq/PROSUL 16/2004 PROSUL, y del INRIA (programa equipos asociados, equipo PAIR).

Bibliografía

- [1] Jorge Coll, Diego Costanzo, y Manuel Rodriguez. Evaluación y Optimización de Confiabilidad Diámetro Acotada. Informe final de proyecto de grado, Ingeniería de Computación. Facultad de Ingeniería - Universidad de la República, Uruguay, 2005.
- [2] H.Cancela, L. Petingi. Reliability of Communication Networks with Delay Constraints: Computational Complexity and Complete Topologies. *International Journal of Mathematics and Mathematical Sciences* 2004:29 pp. 1551-1562, 2004.
- [3] H.Cancela, L. Petingi. Domination Invariant of a Diameter Constrained Network Reliability Model. Latin-American Conference on Combinatorics, Graphs and Applications (LACGA'04). Santiago, Chile, August 16-20 2004. *Electronic Notes in Discrete Mathematics*. Vol. 18C pp. 53-58.
- [4] H. Cancela and L. Petingi. Diameter constrained network reliability: exact evaluation by factorization and bounds. In ICIL'2001 (International Conference on Industrial Logistics), pp. 359-366, Okinawa, Japan, 9-12 July 2001.
- [5] C.J. Colbourn. *The Combinatorics of Network Reliability*. Oxford University Press, 1987.
- [6] Gertsbakh, I.B. *Statistical reliability theory* Marcel Dekker, 1989.
- [7] Shier, Douglas R. *Network reliability and algebraic structures*. Clarendon Press, 1991.