

# **Factibilidad de uso del Ruteo Voraz en los Grafos de Gabriel, de Vecindad Relativa y Triangulaciones de Delaunay**

Berón, Mario Marcelo  
Gagliardi, Edilma Olinda

Hernández Peñalver, Gregorio

Departamento de Informática  
Facultad de Ciencias Físico, Matemáticas y  
Naturales  
Universidad Nacional de San Luis – Argentina  
e-mail: {mberon,oli}@unsl.edu.ar  
Fax: 54-2652-430224

Departamento de Matemática Aplicada  
Facultad de Informática  
Universidad Politécnica de Madrid – España  
e-mail: gregorio@fi.upm.es  
Fax: 34-91-3367426

## **RESUMEN**

En este artículo se presenta el desarrollo y avance de una herramienta para la evaluación de algoritmos de ruteo en redes de computadoras, cuyo objetivo es proporcionar un medio automático para la evaluación de algoritmos de ruteo sujetos a un conjunto de métricas. Se muestran los resultados del algoritmo de ruteo voraz aplicado a topologías avanzadas de red tales como: Grafos de Gabriel, Grafos de Vecindad Relativa y Triangulaciones de Delaunay. Estas topologías pueden modelar casos de redes inalámbricas dinámicas (MANets). Finalmente, se exponen reflexiones acerca de la aplicabilidad del ruteo voraz en redes inalámbricas.

## **1. Introducción**

Las redes de computadoras han adquirido una gran importancia en las últimas décadas debido a su amplio uso. En este ámbito, existen diversas temáticas que son propicias para la investigación. Una de ellas consiste en seleccionar el mejor camino entre dos servidores de la red de forma tal que la transmisión de paquetes entre ambos sea óptima y economice la utilización de recursos.

Si bien se conocen un conjunto de algoritmos que solucionan este problema, los avances tecnológicos plantean nuevos desafíos en el campo de la ciencia. Como un ejemplo de esto, podemos mencionar la aparición de las redes inalámbricas, MANets (Mobile Ad hoc Networks) y también el crecimiento en tamaño de la Internet. Estos hechos condujeron al planteamiento de problemas, refiriéndonos al tema de ruteo, tales como: ¿cómo trabajan los algoritmos de ruteo de paquetes en redes de computadoras, cuando la red cambia constantemente de topología?, el protocolo de red ¿cambia con el advenimiento de las redes inalámbricas y móviles?, ¿la utilización del espacio de almacenamiento necesario para el funcionamiento de los algoritmos de ruteo existentes, puede ser reducido?, ¿cómo se solucionan los problemas de transmisiones erróneas en las redes de computadoras?, etc.. Principalmente, las investigaciones están centradas en encontrar nuevos algoritmos de ruteo que minimicen el espacio de memoria utilizado y se adapten con cierta facilidad al cambio de topología que pueda sufrir la red. Actualmente, se han elaborado un conjunto de algoritmos basados en métodos y técnicas provistos por la Geometría Computacional [1][2][3][8] que solucionan estos problemas de forma parcial, ya que funcionan adecuadamente para ciertas clases de topologías de red, mientras que para otras fracasan en la entrega del paquete. El estudio analítico de éstos algoritmos de ruteo, en algunas situaciones, es extremadamente complejo. Esta observación da lugar a que los investigadores realicen estudios empíricos que ayuden a conocer el comportamiento de los mismos [7][9].

Por otra parte los algoritmos de ruteo tradicionales<sup>1</sup>, no pueden ser dejados de lado porque sirven como parámetro para comparar el desempeño de los nuevos algoritmos de ruteo y también porque pueden ser usados para la generación de algoritmos híbridos.

La comparación, entre las nuevas generaciones de algoritmos de ruteo [4][5] y los tradicionales, debe ser llevada a cabo a través de métricas que se definen para redes de computadoras y para los algoritmos de ruteo en sí mismos.

A través del estudio de las investigaciones se detectó que, si bien existen herramientas para este tipo de tareas, éstas son demasiado particulares, no actualizadas y complejas de manejar. Por esta razón, surgió la idea de plantear la creación de una herramienta para el análisis de algoritmos de ruteo en redes de computadoras, que sea adaptable tanto para redes como así también para los algoritmos de ruteo tradicionales y nuevos [14][15].

No se pretende que esta herramienta sea la panacea para los estudios de este tipo, sino un camino hacia la obtención automática de resultados sobre redes de computadoras, y el inicio en la construcción de una herramienta más poderosa.

En este trabajo se muestra una herramienta que automatiza el proceso de evaluación de los algoritmos de ruteo. Dicha herramienta debe ser cuidadosamente diseñada de manera tal que permita la incorporación de:

- Nuevos algoritmos de ruteo, ya que esto minimiza la problemática de construir herramientas ad hoc que permitan evaluarlos.
- Métricas, porque son necesarias para la evaluación de los algoritmos y de la red. Generalmente las herramientas de este tipo, traen incorporadas un conjunto fijo de métricas. Esto es una desventaja significativa, ya que implica que dichas herramientas no puedan seguir siendo usadas ante la aparición de nuevas métricas.
- Clases de grafos, porque constituyen un modelo adecuado para la representación de redes. En este modelo, las máquinas son representadas como nodos y las conexiones entre ellas como arcos. Tanto los nodos como los arcos, pueden tener atributos que, para el caso de las redes, representan los valores que las métricas pueden tomar. Los grafos pueden ser clasificados en clases, como por ejemplo: conexos, planos, geométricos, etc..

Algunas de estas clases se corresponden con topologías de redes existentes, como por ejemplo, un grafo lineal modela una topología lineal en redes de computadoras. Mientras que otras pueden ser propuestas como nuevas topologías. Si se observa, se presenta el mismo problema que para los algoritmos y las métricas. Las herramientas existentes traen incorporadas un conjunto de topologías fijas o que pueden ser creadas en forma manual y no automática.

En las secciones siguientes, con el fin de tener un lenguaje unificado, las máquinas serán llamadas nodos.

El artículo está organizado como sigue. En la sección 2 se muestra la arquitectura del evaluador. En las secciones 3 y 4 se describen las clases de grafos disponibles en el evaluador y el algoritmo de ruteo voraz. En la sección 5 se presentan los experimentos realizados y los resultados obtenidos. Finalmente, en la sección 6 se exhiben las conclusiones.

<sup>1</sup> En esta clase de algoritmos se agrupan aquellos que se usan actualmente como por ejemplo: Dijkstra, Vector de Distancia, Inundación, etc.

## 2. Evolución de la Arquitectura del Evaluador

A través de la experiencia en la implementación de métricas, algoritmos de ruteo, clases de grafos, con su correspondiente incorporación en el evaluador, se detectó que:

- La incorporación de algoritmos de ruteo se realizaba con cierta facilidad.
- La incorporación de métricas resultó ser más compleja. El poseer un único módulo para las métricas hace que las estructuras de datos y algoritmos necesarios para la implementación de los procedimientos de evaluación se mezclen, transformándose dicho módulo en un programa grande que combina conceptos diferentes.
- Los tipos de grafos limitaban el estudio. El evaluador genera grafos aleatorios utilizando dos técnicas: Generación de grafos aleatorios con asignación de probabilidades a los arcos de la relación [6], y Generación de Grafos Aleatorios por Cálculo de Distancia entre los nodos. Si bien el estudio de esta clase de grafos es importante, las nuevas tendencias de algoritmos de ruteo no funcionan para este tipo de grafos, por lo que es necesario considerar la posibilidad de que el evaluador permita generar diferentes *clases de grafos*.

Estas observaciones conducen al cambio de la arquitectura original del evaluador [9], por la presentada en la figura 1:

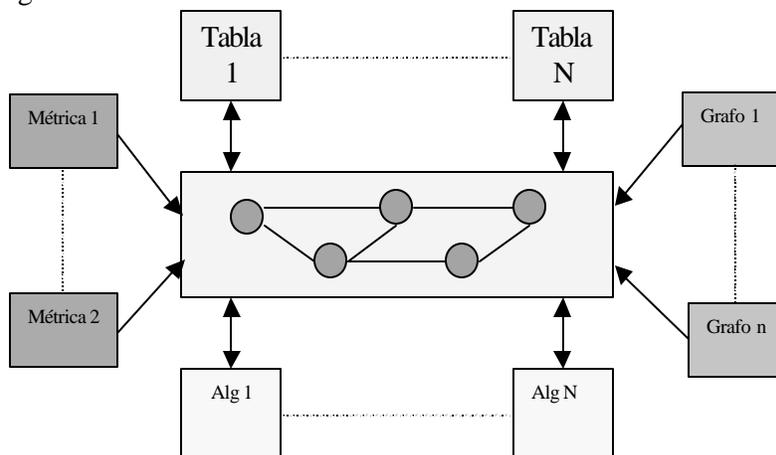


Figura.1: Nueva Arquitectura del Simulador

El evaluador posee las funcionalidades originales [7][9] y además brinda la posibilidad de proveer algoritmos que evalúen métricas, generen distintas clases de grafos (las cuales pueden ser visualizados por medio de la interfaz gráfica del evaluador), y además permite configurar los algoritmos para su evaluación. Con esta modificación arquitectural se hizo posible la incorporación, no sólo de algoritmos, sino también de métricas y clases de grafos con cierta facilidad.

## 3. Clases de Grafos del Evaluador

Actualmente, el evaluador tiene incorporado algoritmos que permiten generar diferentes topologías de red que son clasificadas en dos grandes clases: básicas y avanzadas. Por topologías básicas se entiende aquellas que han sido ampliamente utilizadas en redes de computadoras tales como: lineal, anillo, árbol, entre otras. Mientras que la clase avanzadas intenta agrupar aquellas organizaciones de red que surgen a partir de la incorporación de nueva tecnología, como por ejemplo: los *Grafos de Gabriel*, los de *Vecindad Relativa* y la *Triangulación de Delaunay*. Los

estudios presentados en este artículo se basan en las dos primeras topologías, mientras que para la tercera se describe brevemente el procedimiento llevado a cabo para su construcción ya que existen resultados demostrados por Morin en su tesis doctoral [15]. Sin embargo, las triangulaciones de Delaunay serán utilizadas en estudios futuros, de ahí la necesidad de su incorporación.

### 3.1 Topologías Avanzadas de Red

En las redes de tipo MANets, los nodos cambian constantemente de posición y por lo tanto la topología de la red sufre modificaciones transformándose en irrestricta. De esta manera los algoritmos, resultados, estrategias, etc. útiles para topologías básicas<sup>2</sup> no pueden ser trasladados a este tipo de redes.

Otro aspecto a tener en cuenta cuando se modelan las redes inalámbricas móviles [11] es que en general, la topología total de la red no se conoce. Entonces el algoritmo de ruteo debe: adaptarse a grandes cambios topológicos y debe poder enviar el paquete al destino en un ámbito desconocido. Actualmente se han propuesto diferentes algoritmos de ruteo que cumplen con estas características, como ejemplo se tienen los algoritmos que usan información geográfica [10] los cuales funcionan sobre topologías planas, en donde las líneas de comunicación no se cruzan.

Teniendo en cuenta esta problemática se plantea la necesidad de encontrar un modelo que permita representar fielmente a esta clase de redes, y que además pueda ser adaptada para que los algoritmos de ruteo (que usan información geográfica) puedan funcionar adecuadamente.

#### 3.1.1 El Grafo Unidad

En las redes inalámbricas móviles, cada nodo tiene un radio de alcance. De esta forma dos nodos están conectados si ambos se encuentran dentro de su radio de transmisión. Formalmente, esta topología puede ser descrita como un grafo  $G=(P,R)$ , conocido con el nombre de *Grafo Unidad* [11], donde  $d$  representa la distancia euclidiana, y el cual se define de la siguiente manera:

$$P = \{ x \mid x \text{ es un nodo de la red} \}$$

$$R = \{ (x,y) \mid \exists r \in \mathbf{R} \bullet r \text{ es un radio de alcance} \wedge x \in P \wedge y \in P \wedge d(x,y) \leq r \}$$

En la figura 2 se muestra un grafo unidad de 100 nodos; como se puede observar, esta clase de grafos no es plana (los arcos se cruzan).

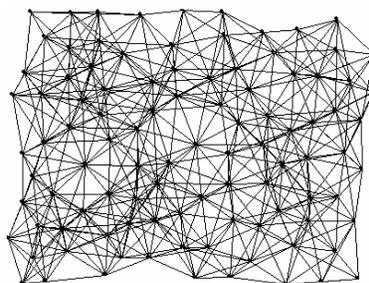


Figura 2: Grafo Unidad

Si bien el modelo presentado por el grafo unidad representa adecuadamente a las redes inalámbricas móviles, no es posible su utilización cuando el algoritmo de ruteo supone que el grafo subyacente es plano [12][13][15]. Los grafos de Gabriel y Vecindad Relativa dan una solución a este problema ya que estos son planos y pueden ser derivados a partir del grafo unidad a través de un proceso de planarización. En las secciones siguientes se describe la forma en que cada uno de estos grafos puede ser obtenido.

<sup>2</sup> Se entiende por topologías básicas a las siguientes: lineal, anillo, retículas, árboles, etc.

### 3.1.2 El Grafo de Gabriel

Un Grafo de Gabriel (GG) es aquel en donde los nodos que se conectan cumplen con la siguiente restricción:

Un arco  $(u,v)$  existe entre dos nodos  $u$  y  $v$  si ningún otro nodo  $w$  está presente dentro del círculo cuyo diámetro está dado por el segmento  $uv$ .

$$\text{Formalmente: } \forall w \neq u, v: d^2(u,v) < [d^2(u,w) + d^2(v,w)] \quad (1)$$

Este grafo puede ser obtenido a partir del grafo unidad eliminando los arcos que no cumplen con la restricción (1). La eliminación de estos arcos no puede desconectar el grafo ya que un arco  $(u,v)$  se elimina cuando existe un nodo  $w$  dentro del rango de  $u$  y  $v$ , lo cual indica que existe un paso alternativo entre estos nodos.

Un grafo GG de 100 nodos se muestra en la figura 3. El algoritmo que construye esta clase de grafo puede ser visto en [11].

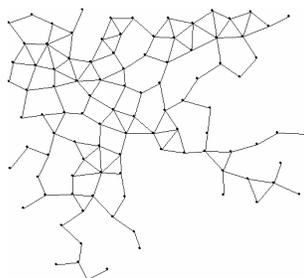


Figura 3: Grafo de Gabriel

### 3.1.3 El Grafo de Vecindad Relativa

Un Grafo de Vecindad Relativa (GVR) es aquel en donde los nodos que se conectan cumplen con la siguiente restricción:

Un arco  $(u,v)$  existe entre dos nodos  $u$  y  $v$  si la distancia  $d(u,v)$ , es menor o igual a la distancia entre todo otro nodo  $w$ . En otras palabras el arco  $(u,v)$  formará parte del GVR, si ningún nodo se encuentra en la intersección de los círculos con centro en  $u$  y  $v$  y cuyo radio esta dado por el segmento  $uv$ .

$$\text{Formalmente: } \forall w \neq u, v: d(u,v) < \text{máx}[d(u,w) + d(v,w)] \quad (2)$$

Este grafo puede ser obtenido a partir del grafo unidad eliminando los arcos que no cumplen con la restricción (2). La eliminación de los arcos que no son GVR no desconecta al grafo por la misma razón que para el caso del grafo GG. El algoritmo que construye esta clase de grafo puede ser visto en [11]. La figura 4 muestra un grafo GVR de 100 nodos.

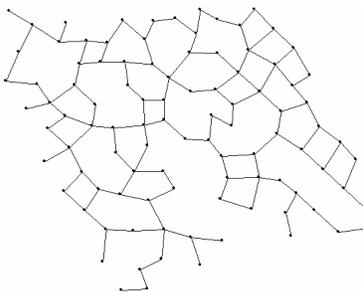


Figura 4: Grafo de Vecindad Relativa

### 3.1.4 La Triangulación de Delaunay

Una triangulación de un conjunto de nodos  $P$  es una descomposición del cierre convexo en triángulos cuyos nodos pertenecen a  $P$ , tal que para cada par de triángulos la intersección de sus interiores es vacía.

Una triangulación de Delaunay (TD) de  $P$  es un grafo que cumple con las siguientes propiedades:

- Tres nodos  $p_i$ ,  $p_j$  y  $p_k$  pertenecientes a  $P$  son nodos de un triángulo de TD de  $P$ , si y sólo si el círculo, que pasa por los nodos  $p_i$ ,  $p_j$  y  $p_k$ , no contiene nodos en su interior.
- Dos nodos  $p_i$  y  $p_j$  pertenecientes a  $P$  forman un arco de TD de  $P$ , si y sólo si, existe un círculo que contiene a  $p_i$  y  $p_j$  en su frontera y no contiene en su interior ningún nodo de  $P$ .

El algoritmo incorporado en el evaluador para la construcción de TD parte de una triangulación arbitraria e itera hasta que todos los arcos ilegales hayan sido eliminados.

Una arco es ilegal cuando el círculo circunscrito a uno de los dos triángulos que separa, contiene al cuarto punto en su interior.

La eliminación de los arcos ilegales se lleva a cabo por medio de una operación de intercambio de arcos la cual se muestra en la figura 5.

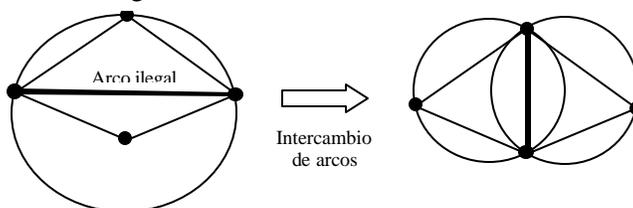


Figura 5: Eliminación de arcos ilegales

La construcción de la triangulación inicial se llevó a cabo a través del método incremental<sup>3</sup> que consiste en insertar los nodos de uno en uno y actualizar la triangulación. Una descripción detallada de este método y del algoritmo para construir TD, puede ser vista en [6]. En la figura 6 se puede ver una TD generada por el evaluador.

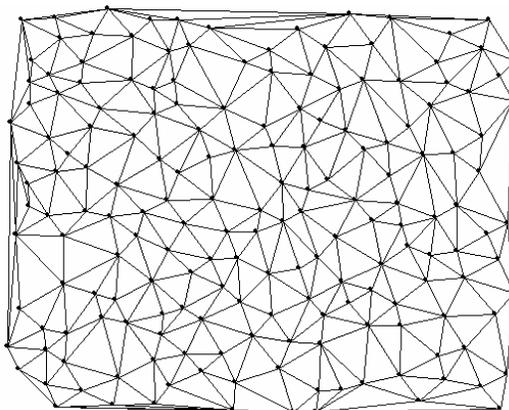


Figura 6: Triangulación de Delaunay

Para finalizar esta sección, es importante destacar que GG y GVR son subgrafos de TD.

<sup>3</sup> Una descripción más detallada de este método puede ser encontrada en

## 4. Algoritmos de Ruteo

Se han definido un conjunto de algoritmos que proponen una nueva forma de enviar un paquete desde una estación de trabajo  $S_1$  a otra  $S_2$ . Estos algoritmos usan información geográfica como, por ejemplo, latitud y longitud, para detectar dónde se encuentra la estación de trabajo destino. Teniendo en cuenta que en la actualidad se dispone de un dispositivo que permite recuperar de manera instantánea esta información (*Global Position Systems - GPS*), estos algoritmos adquieren importancia debido a que pueden representar una mejor alternativa a los ya existentes.

A continuación se describe el algoritmo de ruteo voraz [15] que luego será utilizado en los experimentos y ejemplos presentados en este artículo.

### 4.1 El Algoritmo de Ruteo Voraz

El algoritmo de ruteo voraz propone una forma de enviar un paquete que intenta minimizar el uso de almacenamiento. Este algoritmo trabaja de la siguiente forma: desde un vértice inicial  $s$  se desea viajar hasta un vértice destino  $d$  en un grafo geométrico plano. La información disponible en cada nodo es local, sólo se conoce las coordenadas del punto y las de sus vecinos inmediatos en el grafo. Cuando se alcanza un nodo  $v$ , continúa por el nodo vecino  $u$  de  $v$  que minimiza la distancia<sup>4</sup> con el nodo destino  $d$ . En caso de igualdad uno de los nodos se elige arbitrariamente.

Un pseudo código para el algoritmo de ruteo voraz es el siguiente:

**Algoritmo:** Ruteo Voraz

**Entrada:**

$o$ , el nodo origen.

$d$ , el nodo destino.

$G=(P,R)$ , un grafo  $G$  donde  $P$  es el conjunto de nodos del grafo y  $R$  es la relación que vincula los nodos de  $P$ .

**Salida:**

$l$ , un grafo lineal que contiene el paso entre los nodos  $o$  y  $d$ .  $l$ , está inicialmente vacío.

**Método:**

1.  $temp \leftarrow o$
2.  $alta(l, o)$
3. **Mientras**  $temp \neq d$  **hacer**
4.      $temp \leftarrow \text{mínimaDistancia}(\text{vecinos}(temp), d)$
5.      $alta(l, temp)$
6. **end Mientras**
7. **Retornar**  $l$

Figura 7: Ruteo Voraz

Las funciones:

- $alta(l, o)$ , incorpora el nodo  $o$  al grafo lineal  $l$ .
- $vecinos(o)$ , retorna el conjunto de vecinos del nodo  $o$ .
- $mínimaDistancia(V, d)$ , retorna el nodo del conjunto  $V$  cuya distancia hacia el nodo destino  $d$  es mínima.

## 5. Experimentos y Ejemplos

El evaluador tiene incorporado actualmente las siguientes métricas:

---

<sup>4</sup> Se refiere a distancia euclidiana

- Tasa de éxito: Brinda un promedio de la tasa de éxito de un algoritmo de ruteo. Dicho promedio se obtiene a través del cociente entre los envíos de paquetes exitosos y la cantidad total de envíos de paquetes.
- Sobrecarga del Centro: Proporciona un promedio del uso de los nodos, en el envío de paquetes, que componen al centro del grafo. El valor de esta métrica se obtiene contabilizando los envíos de paquetes que pasan por el centro (notar que se deben contabilizar todos los envíos de paquetes) dividido el número de envíos totales.

La métrica tasa de éxito puede ser usada para analizar la factibilidad de uso del ruteo voraz, ya que valores elevados de la misma indican que dicho algoritmo de ruteo envía el paquete con una alta probabilidad de éxito.

Por otra parte, el estudio de la sobrecarga del centro del grafo es útil para detectar si esos nodos distinguidos del grafo necesitan tener o no diferentes capacidades de procesamiento.

De esta manera se planificaron las siguientes tareas:

- Generar una clase de grafo con cantidad de vértices y conexión aleatoria.
- Calcular los nodos centrales de la red.
- Para todo vértice  $o, d$  de la red, enviar un paquete desde  $o$  a  $d$  utilizando como estrategia el ruteo voraz.
- Evaluar las métricas tasa de éxito y sobrecarga del centro del grafo.

Los resultados obtenidos a través de la realización de este experimento se pueden observar en las figuras 8 y 9. Estos indican que el algoritmo de ruteo voraz presenta una tasa de éxito, en el envío de paquetes, más estable en topologías del tipo GG que en las GVR. El uso del centro del grafo es similar en ambas topologías.

Se estima que una estrategia de ruteo es aceptable si en general es superior al 90%. Teniendo esto presente, se puede decir que la factibilidad de aplicación del ruteo voraz: i) para el caso de las redes de tipo GVR, no es satisfactoria ya que ésta decrece a medida que el número de nodos aumenta; ii) en las redes GG, si bien no cumplen con la tasa estimada, las tasas de éxito son muy próximas a la exigida (como se puede observar en el gráfico).

La obtención de estos resultados se debe a que los grafos de tipo GG presentan una mayor cantidad de arcos que los grafos GVR, ya que estos últimos son un subconjunto de los primeros. El poseer más arcos le permite al ruteo voraz tener más posibilidades de elección cuando éste se encuentra en la etapa de selección del próximo nodo a tratar, siendo esta característica de valor cuando se intenta evitar que el paquete se pierda. Por consiguiente se puede concluir que mientras mayor sea la cantidad de arcos del grafo sobre el cual se aplica el ruteo voraz, mayor será la probabilidad de tener una tasa de éxito aceptable.

Por otra parte, es posible asegurar que el algoritmo de ruteo voraz no puede lograr una tasa de éxito del 100% para toda topología GG y GVR. Dicha aserción surge de la forma en que las topologías de estudio son construidas.

En cuanto al uso del centro del grafo se puede decir que el ruteo voraz presenta tasas de uso similares para ambos tipos de grafos. Esto se debe a que el algoritmo no necesariamente realiza cruces por el centro de la red, dado que la selección del nodo origen y destino no sigue algún patrón específico.

Se piensa que, para tener una medida más precisa de esta métrica, es necesario realizar experimentos semejantes, pero en lugar de enviar paquetes de todos los nodos contra todos, bastaría con enviarlos entre los nodos antípodas que pertenecen al cierre convexo.

Como resultado final se puede decir que el ruteo voraz no es aplicable a topologías del tipo GVR y GG ya que no cumple con la tasa mínima requerida. Sin embargo, si se incorpora al ruteo voraz una memoria de tamaño  $k$ , es posible analizar para que valores de  $k$  el algoritmo de estudio cumple con los requerimientos. Presumiblemente, el  $k$  para las topologías de tipo GG será más pequeño que para el caso de las GVR. Esto conduce a la incorporación de una nueva métrica en el evaluador: tamaño de memoria. Dicha métrica permitirá comprobar esta hipótesis.

Para las topologías de tipo TD, el algoritmo de ruteo voraz siempre alcanza su objetivo ya que, que siempre existe un nodo vecino al nodo corriente que está más cercano al destino (fue demostrado por Morín[15] en su tesis doctoral). Por tanto el ruteo voraz es aplicable al ruteo de paquetes en una red, cuando la topología subyacente es de tipo TD.

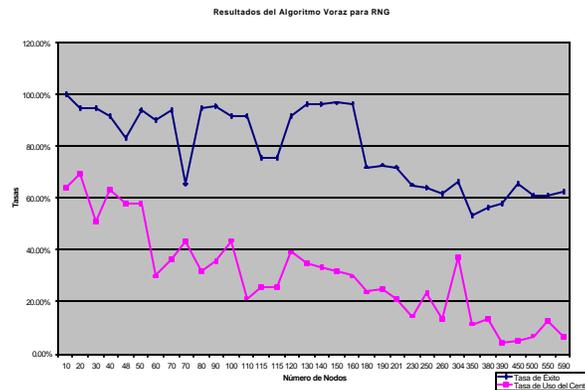


Figura 8: Resultados para GVR

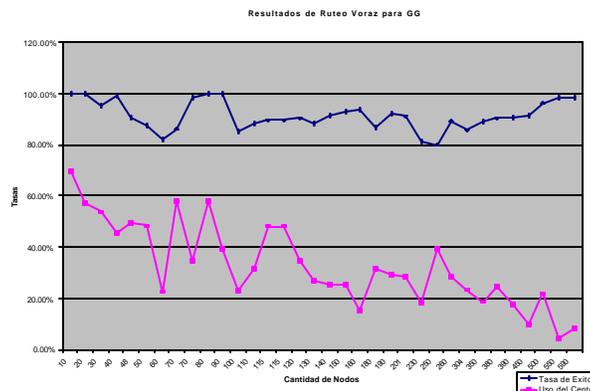


Figura 9: Resultados para GG

## 6. Conclusiones y Visión de Futuro

El grupo de trabajo en Geometría Computacional de la UNSL, con asesoramiento de docentes de la UPM dio inicio a un proyecto de investigación conjunto, *Proyecto de la UPM de AL2002-1010-2.43 Geometría Computacional*, con el objetivo principal de consolidar la línea de trabajo en la UNSL, aportando nuevos enfoques y técnicas algorítmicas a las líneas de investigación ya establecidas en su Departamento de Informática.

Como parte de esta línea de investigación y desarrollo de una tesis de maestría, en este artículo se presentaron los avances realizados en la construcción de una herramienta para la evaluación de algoritmos de ruteo de paquetes en redes de computadoras, cuyo objetivo es automatizar la evaluación del comportamiento de los algoritmos de ruteo tradicionales como así también los que usan información geográfica para un conjunto de métricas. En este sentido se presentaron los nuevos tipos de grafos incorporados en el evaluador, como lo son los grafos de Gabriel, vecindad relativa y la triangulación de Delaunay.

Por otra parte, la herramienta fue utilizada para evaluar el comportamiento del algoritmo de ruteo voraz en su versión sin memoria. Dicho algoritmo fue aplicado a topologías de red Grafos de Gabriel, Grafos de Vecindad Relativa, con el fin de determinar las posibilidades de aplicación y la utilización de nodos específicos en la red, como lo son las que conforman su centro. Los resultados de las experiencias indican que el ruteo voraz no puede ser satisfactoriamente utilizado en este tipo de redes ya que no cumple con la tasa de éxito exigida en el envío de paquetes. Sin embargo presenta un comportamiento más estable en los Grafos de Gabriel que en los de Vecindad Relativa.

Como trabajo futuro se propone estudiar otra clase de topologías (grafos) que permiten modelar redes en donde el entorno es desconocido, como lo son los Grafos de Gabriel y el Grafo de Vecindad Relativa, obtenidos a partir de la triangulación de Delaunay. Una vez construidos, se realizarán estudios semejantes los presentados y otros más avanzados, con el fin de incorporarlos como resultados de una tesis maestría que se está realizando en el ámbito del proyecto de investigación conjunto de la Universidad Nacional de San Luis y la Universidad Politécnica de Madrid.

## 7. Referencias

- [1] Aho, A.V.; Hopcroft, J. E.; Ullman, J.. *The desing and analysis of computer algorithms*. Addison-Wesley Series in Computer Science and Information Processing, 1974.
- [2] Beron, M.; Flores, S.; Gagliardi, E.. *Ruteo con Brújula en Redes sin Cables*. Congreso Argentino de Ciencias de la Computación. Argentina, 2001.
- [3] Bose, P.; Brodnik, A.; Carlsson, S.; Demaine, E.; Fleischer, R.; López-Ortiz, A.; Morin, P.; Munro, J.. *Online Routing in Convex Subdivision*. International Journal of Computational Geometry, 12(4), pp. 283-295, 2002
- [4] Bose, P.; Morin, P.. *Online Routing in Triangulations*. In Proceedings of the Tenth International Symposium on Algorithms and Computation (ISAAC'99), volume 1741 of Springer LNCS, pages 113-122, 1999.
- [5] Datta, S.; Stojmenovic, I.; Wu, J.. *Internal node and shortcut base routing with guaranteed delivery in wireless networks*. In Proc. IEEE Int. Conf. on Distributed Computing and Systems Workshops; Cluster Computing, to appear, pages 461 466, 2001. USA.
- [6] De Berg, M.; Kreveld, M.; Overmars, M.; Schwarzkopg, O.. *Computational Geometry*. Springer Verlag, 1997.
- [7] Gagliardi, E.; Berón, M.; Hernández Peñalver, G.. *Evaluación de Métricas en Redes de Computadoras*. Congreso Argentino de Ciencias de la Computación. Argentina, 2003.
- [8] Gagliardi, E.; Taranilla, M.; Beron, M.. *La Geometría Computacional a nuestro alrededor*. III Workshop de Informática y Ciencias de la Computación. Argentina, 2002.
- [9] Hernandez Peñalver, G.; Gagliardi, E.; Berón, M.. *Evaluación de Algoritmos de Ruteo en Redes de Computadoras*. IV Workshop de Informática y Ciencias de la Computación. Argentina, 2003.

- [10] Heywood, S.; Corneluis, S.. *Geographical Information Systems*. Addison-Wesley Longman, New York, 1998.
- [11] Karp, B.; Kung, H.. *GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks*. 6<sup>th</sup> Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking. MobiCom, 2000.
- [12] Kranakis, E.; Singh, H.; Urrutia, J.. *Compass routing on Geometric network*. Proc. 11<sup>th</sup> Canadian Conf. On Computational Geometry (CCCG'99), 1999.
- [13] Latombe, J.C.. *Robot Motion Planning*, Kluwer Academic Publisher, Boston, MA, 1991.
- [14] Mauve, M.; Widmer, J.; Hartenstein, H.. *A Survey of Position-Based Routing in Mobile Ad-Hoc Networks*. IEEE Network, 2001.
- [15] Morin, P.. *Online Routing in Triangulations*. Phd Tesis. 2002.