

Redes inalámbricas y robótica móvil: técnicas geográficas

Alejandro R. Mosteo Chagoyen, José L. Villarroel Salcedo

July 13, 2005

Abstract

En los últimos años ha surgido un creciente interés por los equipos multi-robot y las comunicaciones inalámbricas. Varios robots pueden realizar un conjunto de tareas de forma más eficiente que un sólo robot, además de ofrecer nuevas posibilidades de uso más allá de las capacidades de un robot en solitario. Es frecuentemente necesario o conveniente que los robots compartan información, y un mecanismo idóneo es en muchos casos una red ad hoc inalámbrica. Existe un campo de investigación específico que se ocupa del encaminamiento en redes cuyos nodos conocen su posición geográfica relativa. Dado que los robots cooperativos usualmente cuentan con esta información, es natural abordar un estudio de las investigaciones recientes en el campo del encaminamiento geográfico desde un punto de vista de la robótica móvil.

1 Introducción

Las redes móviles ad hoc (también conocidas como MANETs, *mobile ad hoc networks*) son redes inalámbricas sin una infraestructura prefijada. Están formadas por nodos que pueden actuar como origen y destino de una comunicación, pero también como enrutadores para mensajes entre otros nodos de la red. Los nodos pueden ser móviles y entrar a formar parte de la red en cualquier momento, tan pronto como se hallen dentro del radio de alcance de otro nodo. Del mismo modo, si se alejan demasiado pueden dejar de pertenecer a la red sin previo aviso, o bien pueden desconectarse temporalmente para ahorrar energía. La movilidad y disponibilidad de los nodos introduce variabilidad en las rutas dentro de la red, configuraciones cambiantes, topologías impredecibles, menor fiabilidad de los enlaces, mayor probabilidad de fallo de en-

trega de mensajes (algo inusual en redes cableadas) y otros problemas asociados.

Las redes de consumo de uso más frecuente en la actualidad son de un solo salto; es decir, todos los nodos deben estar dentro del radio de alcance del resto, o bien de una estructura fija de *puntos de acceso*. Sin embargo, hay un interés profundo y creciente en el problema de las redes ad hoc multisalto, donde la red puede extenderse por grandes áreas que hacen imposible o inconveniente mantener esta restricción de infraestructura fija o alcance mutuo completo; es entonces cuando es necesario que los nodos actúen como enrutadores. Son ejemplos de posibles redes de este tipo las redes de sensores, que tienen prometedoras aplicaciones en entornos forestales, de vigilancia de edificios, etc. y las redes de uso táctico en el campo de batalla o en escenarios de rescate tras un desastre natural, por ejemplo.

Las MANETs presentan desafíos complejos que en muchos casos requieren de un delicado equilibrio entre los pros y los contras de las diversas soluciones y hacen deseable un conocimiento preciso del ámbito en que se van a utilizar. Un caso particular para el problema del encaminamiento es aquél en que los nodos de la red tienen una capacidad específica: conocer su posición geográfica de forma más o menos precisa. El disponer de esta información abre nuevas posibilidades que se han estudiado bajo los nombres de enrutamiento geográfico, geométrico o posicional, indistintamente. En efecto, esta información abre las puertas para toda una nueva gama de algoritmos más eficientes, especialmente útiles para redes ad hoc.

Existe un tipo específico de red ad hoc: aquella formada por equipos multi-robot móviles equipados con capacidad de comunicación. Dada la circunstancia de que usualmente los robots necesitan alguna forma de localización para realizar otras actividades (exploración, persecución, pa-

trulla, recolección, SLAM), nos encontramos por tanto con un potencial campo de aplicación para las técnicas de encaminamiento posicional.

En este artículo exploraremos el estado actual de la investigación en técnicas de encaminamiento geográfico, así como sus posibles aplicaciones al mundo de la robótica móvil que se ha descrito en el párrafo precedente.

2 Problemas relevantes en las redes ad hoc

Los algoritmos clásicos de encaminamiento en redes cableadas hacen uso de asunciones que no se cumplen en las MANETs [16]. Dos de las premisas más notorias que no se verifican son la inmovilidad de los nodos y la simetría del enlace. Esta vulneración de propiedades hace que los algoritmos tradicionales, que no fueron diseñados para tales circunstancias, no sirvan para redes ad hoc. En algunos casos se requieren modificaciones para adaptarlos y en otros la adaptación supone un cambio tan fundamental que, en la práctica, nos encontramos ante nuevos algoritmos. Por otra parte, como resulta evidente de las aplicaciones nombradas previamente, no interesa una gestión centralizada de la infraestructura de la red, pues esto introduce puntos de fallo críticos muy atractivos para el enemigo o la ley de Murphy.

Otro factor a tener en cuenta es la autonomía de los nodos: no es inusual que estas redes estén formadas por sensores o equipos autónomos que dependen de un suministro eléctrico limitado. Esta circunstancia añade nuevas restricciones operativas, pues la conservación de la energía se torna un criterio de primer orden para las políticas de emisión de mensajes. Asimismo, puede resultar conveniente que los nodos puedan entrar en un modo de ahorro de energía periódicamente. Esta aparición y desaparición de nodos añade una nueva dificultad con la que no tienen normalmente que copar los algoritmos tradicionales.

El problema de la movilidad de los nodos crece conforme lo hace la velocidad de desplazamiento. De hecho, algunas investigaciones [37, 55] apuntan que a partir de ciertos límites no existe mejor alternativa de encaminamiento que la inundación. Por ello, sin llegar a ese caso extremo, los algoritmos

aquí estudiados presuponen una movilidad manejable.

Con la generalización del uso de redes inalámbricas aparece también la demanda de servicios de calidad equiparable a los hallados en las tradicionales redes cableadas. Esto añade dificultades relacionadas con la garantía de determinados niveles de QoS (*Quality of Service*) en la red, por ejemplo en forma de adquisición de canales virtuales con un ancho de banda garantizado, o características de plazos garantizados, ambas propiedades típicamente necesarias en sistemas de tiempo real o con grandes volúmenes de datos a transmitir, como por ejemplo secuencias de vídeo. Si pensamos en un equipo robótico monitorizado, la conveniencia de poder transmitir canales de vídeo y audio es evidente.

Por estas razones, el problema del encaminamiento en redes ad hoc multisalvo de larga extensión ha recibido una atención creciente. Se han propuesto tradicionalmente soluciones que podemos dividir en dos grandes grupos: descubrimiento *proactivo* de rutas, en el que la red trabaja continuamente para mantener información actualizada de las rutas entre los nodos, de modo que en todo momento se conocen rutas entre dos nodos dados; y descubrimiento *reactivo* o *bajo demanda*, en el que la búsqueda de rutas se efectúa en el momento en que éstas son necesarias. Finalmente se han propuesto soluciones híbridas que combinan características de ambas aproximaciones.

La búsqueda proactiva tiene varios rasgos que resultan especialmente contraindicados en el caso de las MANETs: por una parte, causan una carga adicional más o menos constante, que en un medio intrínsecamente compartido como es el inalámbrico puede resultar especialmente perjudicial en condiciones de elevado tráfico. Por otra, esto implica que los nodos de la red están en actividad al margen de que estén participando en comunicaciones, lo que choca frontalmente con el deseo de ahorro de energía. Finalmente, la topología cambiante genera una necesidad de tráfico de orden n^2 en el número de nodos [42], mientras que cada nodo sólo puede aportar una cantidad lineal de recursos, lo que introduce problemas de escalabilidad.

Estas características hacen interesante los métodos de descubrimiento bajo demanda, pero en este caso la desventaja es que la necesidad de encontrar una ruta en el momento de la comunicación

puede introducir una latencia adicional. Si además nos encontramos en el caso de una red que debe proporcionar garantías de tiempo real, este inconveniente adquiere mayor gravedad.

Otro problema destacable en redes ad hoc es el del agrupamiento (*clustering*). El agrupamiento es deseable por varias razones: para controlar el uso espacial de los canales de comunicación, empleando canales distintos en *clusters* vecinos, con el objetivo de optimizar el uso del medio; para reducir la sobrecarga debida a información de encaminamiento; estudios en [9] muestran que la tasa de transferencia máxima disponible para cada nodo en una red ad hoc es del orden de $\frac{W}{\sqrt{n}}$, donde W es la tasa de transferencia de cada nodo y n el número de nodos. Por tanto, manteniendo las comunicaciones confinadas dentro de un área se puede evitar la tendencia asintótica a cero cuando el número de nodos en la red es muy grande. Otros estudios en [58] apuntan que existe un número óptimo de vecinos (es decir, un alcance óptimo de la transmisión) que proporciona la mejor tasa de avance de un paquete, teniendo en cuenta las colisiones en diversos modelos de red.

Se sabe [42] que la información requerida para mantener a los nodos al día de cambios en la topología de la red es proporcional a nr , donde n es el número de nodos y r es un valor que describe la tasa de cambio de topología en la red, a su vez proporcional a n . Por tanto, la información de encaminamiento crece con orden n^2 , mientras que la capacidad de la red crece sólo con orden n . Esta es otra razón por la que el agrupamiento jerárquico es de importancia, ya que permite aumentar la escalabilidad de las soluciones. Otros autores [14, 29] han confirmado experimentalmente el problema de la escalabilidad en algoritmos que no hacen uso de información geográfica.

Otra clasificación posible de los algoritmos de encaminamiento es *locales* frente a *globales* (o no locales). Algoritmos locales son aquellos que emplean tan sólo información local a la hora de decidir el siguiente destinatario en cada salto. En nuestro contexto, se considera información local a la posición del nodo y de sus vecinos inmediatos. Gracias a estas decisiones locales se puede alcanzar un objetivo global. Adicionalmente, la información destinada a encaminamiento almacenada en cada nodo y en los propios mensajes debería ser, ideal-

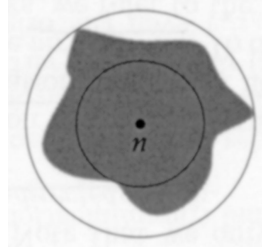
mente, acotada, aunque veremos excepciones. Los algoritmos globales emplean en cada nodo información de toda la red: son, en general, variaciones distribuidas del algoritmo del camino más corto ponderado. Estas soluciones no son escalables debido a la necesidad de hacer llegar información de toda la red a cada nodo.

3 Modelos, características y definiciones

Veamos primero algunos modelos y definiciones comunes en la literatura. Se ha encontrado poca experimentación real en el campo de las redes ad hoc, suponemos en parte porque no es fácil disponer de una red de tamaño considerable. Existen, no obstante, excepciones como [11]. Sin embargo, lo común es que las propuestas teóricas vayan acompañadas de resultados obtenidos mediante simulación [1, 46, 33]. El modelo más habitual que encontramos es el de grafo de disco unitario o, abreviadamente, grafo unitario (*unit graph*). En este modelo, dos nodos están conectados si y sólo si su distancia relativa está por debajo de un cierto radio r . Para simplificar y sin pérdida de generalidad, se considera que $r = 1$, y de ahí su nombre.

Veremos más adelante que este modelo no representa con suficiente fidelidad la situación real, aparte de no ser válido en presencia de obstáculos. Otro modelo empleado recientemente [41, 28] es el de *propagación atenuada* (*shadow propagation* ó *propagation fading*), en el que la probabilidad de recepción decrece según una curva característica determinada por la distancia. Otro modelo es el del *quasi-disco* [2, 32] en el que existe una distancia de alcance mínimo garantizada para todos los nodos, y una distancia de alcance máximo que no todos los nodos alcanzan.

En algunos artículos se habla de mensajes y paquetes para referirse a distintos conceptos. Concretamente, un mensaje está formado por uno o más paquetes (que a su vez están formados por una se-



El modelo *quasi-disco* (tomado de [2]).

cuencia de bits). Aquí, sin embargo, y si no se dice lo contrario, se empleará el término mensaje y paquete de forma intercambiable, para hablar de una unidad de información indivisible transmitida por la capa de acceso al medio.

4 Objetivos

Enumeraremos brevemente algunas características cualitativas y cuantitativas que un algoritmo de encaminamiento para MANETs debe tratar de optimizar. Se pueden encontrar más detalles en [31]. Este tipo de valoraciones se encuentran en muchos otros trabajos [8, 49, 50].

Simplicidad : La simplicidad de un algoritmo es en parte subjetiva. No obstante, cuanto más sencillo sea éste, más fácil resultará su implementación, depurado y simulación.

Ausencia de bucles : Algoritmos con esta propiedad garantizan que no puede establecerse un ciclo cerrado en la red en el que un paquete podría demorarse indefinidamente (con las nefastas consecuencias de congestión y consumo que esto acarrea). En ausencia de esta propiedad, es necesario implementar dispositivos adicionales como contadores de saltos o tiempo, o añadir memoria a los nodos, con el consiguiente incremento en complejidad, ineficiencia y gasto.

Robustez : Se espera del protocolo que sea resistente a fallos en algunos nodos y que su degradación de prestaciones ante dichos fallos sea gradual y no brusca.

Escalabilidad : Si bien protocolos que tengan un límite de tamaño máximo pueden ser interesantes si a cambio ganan otras propiedades, en general un algoritmo libre de problemas de escala es mucho más interesante. Se ha confirmado experimentalmente que algoritmos que no hacen uso de información adicional como la geográfica no son escalables en un contexto de redes móviles. Se sospecha por tanto que las soluciones escalables dependerán de información suplementaria, como la geográfica.

Entrega garantizada : Ya que el cometido de un algoritmo de encaminamiento es hacer llegar

paquetes a su destinatario, un objetivo principal es garantizar la entrega dentro de sus márgenes normales de operación. No todos los algoritmos estudiados tienen esta propiedad, por lo que la tasa de entrega puede ser un factor importante a la hora de hacer una evaluación.

Hibernación : Como ya se ha anticipado, un algoritmo que no fuerce a los nodos a estar continuamente en actividad es más interesante. En ese sentido, podemos considerar que los protocolos reactivos satisfacen esta propiedad.

Entre los factores cuantitativos podemos destacar los siguientes:

Tasa de entrega (*delivery rate*): Es la fracción de paquetes enviados que llegan a su destino. Protocolos con garantía de entrega deben tener, en condiciones normales, una tasa de entrega del 100%.

Latencia (*latency or end-to-end delay*): Es el tiempo transcurrido entre la emisión y la recepción de un mensaje.

Sobrecarga en comunicaciones : Es la tasa entre el total de bits transmitidos con respecto a los bits de datos transmitidos. Es decir, sería de 1 para un protocolo ideal. Conforme aumenta la cantidad de metadatos necesarios en cada mensaje y el número de mensajes dedicados a mantener rutas, descubrir o actualizar información de encaminamiento, esta tasa crece.

A la hora de estudiar un nuevo algoritmo no hay que olvidar su comparación con otros anteriores. Particularmente interesantes son el mejor y el peor caso: Por una parte, la ruta más corta (*shortest path*), empleando el criterio apropiado (saltos, consumo, etc). Por la otra, el algoritmo del caso peor al que se puede recurrir cuando todo lo demás falla: inundación. No obstante, algunos autores [49] previenen que la inundación ingenua no es una comparación realista: en su lugar, hay algoritmos de inundación mejorada [48] que, siendo en su esencia una inundación, aplican optimizaciones que reducen el número de mensajes a aproximadamente la mitad. Éste sería, pues, un peor caso más adecuado con el que comparar.

Estos dos casos sirven para ejemplificar dos tendencias extremas: los algoritmos de camino simple o único (*single-path*) y los algoritmos de camino múltiple (*multi-path*). En los primeros, nunca existe más de una copia de un mismo mensaje en la red. Esta propiedad es muy interesante puesto que indica que el tráfico en la red crecerá linealmente con el número de nodos. En el caso multiruta, cuyo máximo exponente es la inundación, un mismo paquete puede verse replicado en su camino hacia el destinatario. Ya hemos señalado que esta aproximación no es escalable, y no sólo en redes móviles.

5 Acerca del GPS

El GPS (*Global Positioning System*) proporciona información de localización en la forma (latitud, longitud), donde el rango es -90 (sur) .. 90 (norte) para la latitud y -180 (oeste) .. 180 (este) para la longitud.

Una destinación geográfica emplea, en lugar de una dirección de nodo como puede ser la dirección IP, una dirección basada en coordenadas.

Un sistema de posicionamiento global que fuera pequeño, preciso y de bajo consumo sería ideal. Algunos autores confían en que esto será posible en un futuro próximo, mientras que otros consideran que los problemas de precisión y necesidad de cobertura harán necesarias otras alternativas por largo tiempo.

No es extraño ya encontrar robots móviles equipados con receptores de GPS. No obstante, dependiendo de la aplicación, equipar a todos los nodos de una red con un localizador de GPS puede resultar prohibitivo o inapropiado. En estas circunstancias, nos encontramos ante una red heterogénea donde unos nodos pueden conocer con precisión su localización mientras que otros dependen de algún otro mecanismo para conocerla. En el ámbito de la robótica móvil se pueden aprovechar técnicas de localización basadas en scan matching, SLAM, filtros de partículas, etc. sobre un mapa común para obtener la información de posición relativa necesaria.

En el caso heterogéneo descrito, una propuesta profusamente citada es [59]. Los autores proponen el algoritmo SPA (*Self-Positioning Algorithm*), que emplea las distancias entre nodos para construir un marco de referencia para la red (*Network Coordi-*

nate System). El método empleado para conocer dichas distancias es la demora en recepción ó ToA (*Time of Arrival*). El algoritmo requiere el uso de antenas omnidireccionales y tener una velocidad de desplazamiento máxima de 20 m/s.

En [36] se estudia el problema partiendo del requisito de que los nodos carentes de GPS pueden, sin embargo, determinar el ángulo de llegada (*angle of arrival*, AoA) de los mensajes de otros nodos. Se presentan varios algoritmos de localización a partir de esta información, y su propagación a través de la red, así como estudios del error incurrido en los resultados y el tiempo necesario para que todos los nodos de la red estén localizados. Si bien es ventajoso no necesitar un GPS por nodo, esta aproximación presenta otros problemas: el hardware para detectar el AoA no es de uso tan habitual, por lo que puede resultar también costoso y requiere de cierto espacio físico (separación entre receptores) para funcionar correctamente.

6 Antecedentes

Si bien la investigación reciente ha sido abundante debido a la proliferación de dispositivos inalámbricos asequibles y receptores GPS portátiles, ya en los 80 encontramos estudios que presentan la versión voraz del encaminamiento en una forma que aún sigue siendo válida [58, 6]. En [13, 35] encontramos propuestas para aumentar las capacidades disponibles en la actual Internet con direcciones geográficas: sería posible, por ejemplo, enviar mensajes de advertencia a zonas en riesgo de catástrofe natural empleando únicamente información geográfica. (Incidentalmente, esta técnica de enviar mensajes a una región se conoce como *Geocasting*).

Se puede señalar también que el reciente rediseño del protocolo IP [43, 44] introduce provisiones especiales para direccionamiento geográfico. Así, se han reservado ciertos rangos de direcciones que conllevan implícita cierta información geográfica abstracta.

7 Etapas de comunicación

En los algoritmos de corte geográfico encontramos hasta tres variedades de actividad a realizar [55].

El descubrimiento de rutas geográfico se basa en el envío de mensajes a una zona geográfica en la que se espera que se encuentre el receptor. Hay veces en que esto es así por la propia naturaleza de la aplicación (por ejemplo, en redes de monitorización donde el centro de control se encuentra en una ubicación conocida). Sin embargo, cuando el destinatario es también móvil o su posición desconocida, hay un paso adicional previo al descubrimiento de la ruta: el descubrimiento de la posición del destinatario con la mayor precisión posible.

Por tanto, primeramente, es necesario saber la posición del destinatario, puesto que tal es su dirección. De esta tarea se encargan los algoritmos de actualización de posición (*location update*). A continuación se procede al descubrimiento de la ruta y por último, una vez descubierta, se puede emplear encaminamiento en origen (*source routing*) [16] para la transmisión de datos. Observamos que esta tercera actividad no depende de la información geográfica. Además, si los datos a transmitir son “suficientemente poco”, para alguna definición de tal término, pueden entregarse directamente en el momento del descubrimiento de la ruta.

En general, el problema más estudiado es el del encaminamiento una vez que ya se conoce la posición del destinatario. En un equipo robótico móvil la comunicación entre vehículos va a requerir una capa de actualización de posición casi con toda seguridad. La información disponible al respecto es menor, y en general no puede evitarse cierta medida de inundación, por lo que los resultados son menos satisfactorios.

8 Algoritmos de encaminamiento

En esta parte del estudio se va a presumir, pues, que la posición del destinatario ya es conocida para el nodo fuente. En esta situación, nos encontramos ante dos grandes tendencias de algoritmos: los de *selección voraz* y los de *encaminamiento en facetas* (o teselas).

8.1 Algoritmos voraces

Los algoritmos voraces proponen, en su variante más simple, elegir el siguiente nodo de la ruta según un criterio voraz entre los vecinos inmediatos. Caso

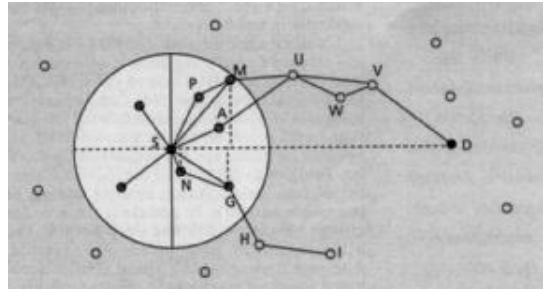


Figure 1: S elegirá M en *MFR*, G en *GEDIR*, N en *NC* y A en *DIR*. (Tomado de [50]).

de no existir ningún vecino apto, el encaminamiento falla y el paquete se descarta o bien se recurre a algún otro algoritmo. Nos encontramos por tanto ante algoritmos a veces sin garantía de entrega, y que en la práctica no se pueden emplear sin modificaciones. Un rasgo común de estos algoritmos es que el siguiente nodo se elige entre aquellos que están más próximos al destino que el actual. Esto garantiza la ausencia de bucles en la ruta.

La propuesta de Finn [6] sugiere escoger al nodo con menor distancia al destino. En caso de no haber candidato, se propone recurrir a una inundación local hasta salir del mínimo local. En [30] se propone el criterio *GEDIR*, que elimina la restricción de que el vecino ha de estar más próximo que el nodo actual. Se puede probar [54] que el único tipo de bucle que se puede crear en este caso es entre dos nodos adyacentes, por lo que es inmediata y localmente detectable. Es decir, cuando el mejor nodo para continuar es aquél del que se recibió el mensaje, el encaminamiento ha fallado. La variante *f-GEDIR* [54] también propone inundación para salir de mínimos locales, aunque entonces el algoritmo deja de ser de camino único. Otra variedad es *2-GEDIR*, que propone compartir la información de los vecinos a dos saltos de distancia y elegir el mejor nodo entre todos los vecinos a uno o dos saltos de distancia.

La propuesta conocida como *MFR (Most forward within Radius)* aparece ya en [58], y propone elegir al vecino con menor proyección de la recta Vecino-Destino sobre la recta Actual-Destino. Existen las variaciones *f-MFR* y *2-MFR*, análogas a las vistas en *GEDIR*, con inundación y selección entre los vecinos de distancia dos, respectivamente.

Resultados experimentales en [54] muestran que

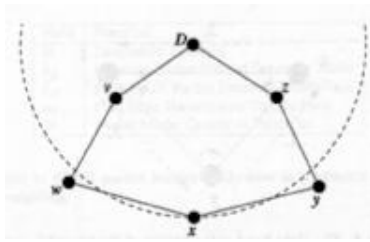


Figure 2: Ejemplo de mínimo local. No hay ruta voraz desde x a D . (Tomado de [18]).

para estos algoritmos voraces básicos, eliminando las estrategias de recuperación (inundación), la eficacia es similar, siendo el único factor importante el grado de vecindad en la red. Con 4-vecindad, todos ellos comienzan con una tasa de entrega del 50%, que se incrementa rápidamente hasta superar el 90% con 10-vecindad. Los métodos con elección en 2 saltos de distancia proporcionan un 10% de mejora cuando la vecindad es de orden 4, pero sólo un 1% para 10-vecindad. En definitiva, los caminos elegidos por GEDIR y MFR son los mismos en un 99% de los casos.

Un resultado muy interesante que se encuentra en [26] nos dice que existe un grado de vecindad crítico entre 3- y 6-vecindad, con máximo en 4.71, en redes generadas uniformemente al azar. La tasa entre la longitud del camino más corto y la línea ideal que une fuente y destino es máxima. La razón es que para densidades menores las rutas tienden a ser cortas (pues la red está principalmente particionada en islas inconexas), mientras que para densidades mayores cada vez hay más nodos cercanos a la recta ideal. De hecho, conforme aumenta la densidad, los algoritmos voraces se comportan cada vez mejor, estando muy cerca de la eficiencia óptima por encima de 10-vecindad, y alcanzando una tasa de éxito de prácticamente el 100% antes de alcanzarse la 20-vecindad.

Esto proporciona una pista importante: los algoritmos deberían ser evaluados en esta zona crítica de 4.71-vecindad, o bien en grafos verificadamente conexos. Pensemos que un equipo robótico móvil puede funcionar bajo un criterio estricto de mantener la conectividad, con vecindades arbitrariamente pequeñas. Por tanto, hay que observar con escepticismo los resultados relativos a algoritmos puramente voraces que sólo son significativos para

redes de sensores muy densas.

La otra gran clase de algoritmos voraces nace de minimizar la desviación angular hacia el destino, visto desde el nodo actual. Algoritmos que emplean variaciones de esta idea son DIR, DREAM, LAR, V-GEDIR y CH-MFR. DREAM [3] emplea la información de velocidad del destinatario para calcular un área circular que comprende su ubicación posible. Se trazan las tangentes entre el origen y dicha área y se procede a una inundación limitada a dicha área. LAR [22] también hace uso de inundación controlada en una cierta zona empleando la información de velocidad, pero emplea como zona de inundación el rectángulo que circunscribe al origen y el círculo de destino o, alternativamente, cualquier nodo más próximo al destino que el original. En DIR [23] se propone el algoritmo más ingenuo que seguiría un viandante sin mapa para alcanzar un lugar cuya posición conoce como si tuviera una brújula que siempre apuntara a dicho lugar. Es decir, se toma la calle cuya dirección es la más próxima a la del destino. V-GEDIR y CH-MFR [56] emplean otros criterios más sofisticados basados en diagramas de Voronoi y envolventes convexas.

Dado que estos algoritmos no son de camino único, sin presentar ventajas claras sobre los basados en distancia no se van a explorar en más detalle. En general, los algoritmos que emplean una etapa voraz hacen uso de GEDIR o MFR.

Existen algoritmos voraces que emplean la información geográfica únicamente para progresar hacia nodos de distancia decreciente, mientras que la heurística de elección obedece a otros criterios: minimizar consumo o congestión son dos ejemplos que se verán más adelante.

8.2 Encaminamiento en facetas

Como hemos visto hasta ahora, los algoritmos voraces basados en distancia se comportan cada vez mejor conforme aumenta la densidad, tendiendo al camino más corto; no requieren memoria en los nodos ni en el mensaje, están libres de bucles, son de camino simple y trivialmente robustos a nodos que desaparecen o se mueven. Su gran defecto es, pues, el problema de los mínimos locales en que existe un hueco en la red que no pueden sortear. Si bien esto es solventable mediante inundaciones locales, entonces se pierde la propiedad de camino simple.

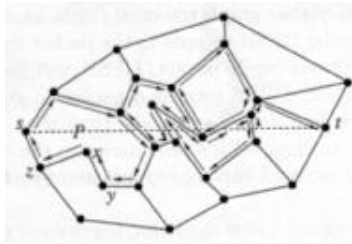


Figure 3: Encaminamiento en grafos planos mediante facetas. (Tomado de [32]).

Para solventar este problema se han propuesto una serie de soluciones que se ha dado en llamar encaminamiento en facetas, teselas, perímetro, o regla de la mano derecha (*face routing*, *perimeter routing*, *right-hand rule*).

La idea que subyace al encaminamiento en facetas es la siguiente: tómesese un grafo plano (esto es, cuyas aristas no se cortan) arbitrario. Llamamos *faceta* o *tesela* a cada polígono delimitado por las aristas del grafo. Tenemos f facetas, de las cuales $f - 1$ son finitas y una de ellas es infinita; ésta última es la faceta exterior que envuelve a todas las demás. Si tenemos dos nodos origen y destino y los unimos con una recta imaginaria, esta recta intersecta con un subconjunto de facetas. La regla de la mano derecha nos dice que si seguimos una figura poligonal manteniéndonos siempre en contacto con la mano derecha en la “pare”, la rodearemos en sentido horario si estamos en el exterior, o en sentido antihorario si estamos en el interior. En cualquier caso, el dato relevante es que antes o después regresaremos al punto de origen.

Sabiendo esto, el paquete parte del nodo origen y se envía a recorrer la faceta que contiene dicho nodo y que está más próxima al destino, intersectando la recta Origen-Destino. De algún modo se determina otro nodo en esta faceta que también pertenece a la siguiente faceta más próxima al destino, y allí se efectúa un cambio de faceta hacia el destino. Si el grafo es conexo, se puede probar que se alcanzará el destino en un número finito de pasos. No hay que olvidar que estamos considerando también la faceta infinita. [IMAGEN DE UNA RUTA, si no hay quien lo pille].

Pospongamos de momento el hecho de que una red ad hoc difícilmente va a ser un grafo plano. La primera sugerencia para usar este tipo de encami-

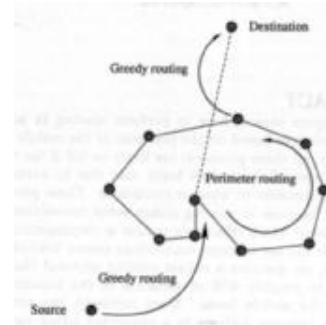


Figure 4: Combinación de estrategia voraz y de facetas (GFG). (Tomado de [2]).

namiento aparece en [23], bajo el nombre de *Compass Routing II*. En su versión original, el paquete recorre la faceta actual de forma completa y determina cuál de sus nodos es el más próximo al destino. En este nodo se efectúa un cambio a la siguiente faceta que intersecta la recta Nodo-Destino. En [5] se demuestra que este algoritmo alcanza el destino con un coste en el peor caso de orden $O(3a)$, siendo a el número de aristas en el grafo (plano). Los autores sugieren una versión “voraz” en la que no se recorre la faceta completa, sino que en cuanto se detecta una arista que intersecta en un punto más próximo a la recta imaginaria, se efectúa el cambio de faceta. Aunque el comportamiento es mejor en general, existe un caso peor patológico donde se visitan un mínimo de n^2 aristas. Estos dos algoritmos han recibido en la literatura los nombres de FACE-1 y FACE-2.

A la vista de estos primeros resultados queda claro que los algoritmos en la familia FACE son costosos en comparación con los voraces. Su ventaja radica en la garantía de entrega. Por ello, siempre se sugiere el empleo de una combinación del tipo *voraz-face*, donde un algoritmo voraz (GEDIR o MFR) se emplea hasta alcanzar un mínimo local, donde se lanza un algoritmo de tipo FACE hasta encontrar un nuevo vértice más próximo al destino que el mínimo local. En [18] se propone un algoritmo mixto llamado GPSR (*Greedy Perimeter Stateless Routing*), y en [5] se propone la combinación GEDIR-FACE-GEDIR bajo el nombre GFG.

Estas propuestas originales se basan en la asunción del modelo de grafo unitario. Otras aproximaciones al encaminamiento en grafos planos han

aparecido recientemente en [2, 32], relajando esta restricción. Estos algoritmos proponen un modelo de conexión en el que cada nodo garantiza tener un radio mínimo de alcance, al mismo tiempo que existe un radio máximo que no todos los nodos poseen pero ninguno supera. La capacidad de transmisión de un nodo arbitrario es, pues, un *quasi-disco* comprendido entre estas dos circunferencias de alcance. La única restricción es que el radio mínimo r y máximo R deben satisfacer que $\frac{R}{r} \leq \sqrt{2}$. Esta restricción, derivada del modelo matemático subyacente, no tiene por desgracia una traslación obvia a la realidad.

De la mano de Kuhn *et al.* encontramos importantes resultados teóricos: en [25] se demuestra que un algoritmo de facetas basado en información geográfica local no puede aspirar a comportarse con coste menor a c^2 para ciertos casos patológicos, siendo c la longitud del camino más corto, y el coste puede ser *arbitrariamente mayor*. No estamos hablando pues ya de cotas basadas en el número de nodos o aristas, sino en la longitud óptima del camino, valor mucho más interesante. La propuesta original de los autores, llamada AFR (*Adaptive Face Routing*) propone buscar la ruta sólo dentro de una elipse dada. El significado de dicha elipse es que acota el coste del peor caso: es el lugar de los puntos cuya suma de distancias al nodo origen y destino es igual a un coste máximo que se impone (arbitrariamente) como límite. Por tanto, se modifica el algoritmo FACE-1 original para que nunca envíe mensajes fuera de dicha elipse. Si idealmente se conociese el coste del camino más corto, se impondría éste como cota de definición de la elipse. Como esto no es así, se impone un tamaño inicial que se aumenta en caso de no encontrarse ruta¹. Eventualmente, está probado que de existir una ruta el algoritmo la encontrará. El coste de dicha ruta está en el orden de $O(c^2)$, y es un coste que domina sobre el coste de los fallos anteriores. Es decir, el algoritmo tiene un coste peor que es el mejor al que se puede aspirar, y esta es su principal aportación, puesto que otros algoritmos como GFG tienen un coste acotado no sobre c , sino sobre n (número de nodos).

AFR ha sido posteriormente [26, 24] combinado con fase voraz para obtener GOAFR (*Greedy Other*

¹Resultados experimentales sugieren comenzar con una elipse cuyos focos son los nodos origen y destino, y duplicar el área de la elipse en cada fallo.

Adaptive Face Routing) y GOAFR+ y someterlo a prueba en ese rango crítico de vecindad antes comentado. Sus conclusiones son esclarecedoras: si bien los algoritmos de encaminamiento en facetas basados en alguna heurística tienen un comportamiento medio levemente mejor que su algoritmo GOAFR, es en los casos patológicos cuando éste demuestra su potencial, funcionando muy cerca del límite asintótico del mejor caso esperable para un algoritmo geográfico. En definitiva, este algoritmo tiene un comportamiento no mejorable por algoritmos geográficos en el peor caso, mientras que en media se comporta de forma excelente. GOAFR+ implementa algunas características heurísticas sin perder los resultados de optimalidad que lo hacen aún más competitivo.

Otros resultados interesantes derivados del uso de encaminamiento en facetas son que existen algoritmos para *broadcast* en un grafo plano que garantizan, usando almacenamiento constante en el mensaje, que todos los nodos serán visitados con coste $O(n \log n)$. Similares técnicas permiten efectuar *geocast* con coste $O(n + k \log k)$ donde k es la complejidad de todas las teselas que intersectan la zona de destino del geocasting. Si bien esto es más costoso que una inundación (que tiene coste $O(n)$ y progresa completamente en paralelo), puede haber ocasiones en las que la latencia no sea de importancia, y estos métodos permiten una inundación con sobrecarga $O(1)$ para la red. La importancia de estos algoritmos reside, pues, en que proporcionan técnicas que reducen la congestión en la red (a costa de aumentar, claro está, la latencia) ya que nunca hay más de una copia del mensaje en circulación. Un buen compendio de técnicas para *geocasting* con garantías de entrega se encuentra en [51].

Hemos visto los resultados más importantes del encaminamiento en facetas. Su aportación principal es que proporcionan la propiedad de garantía de entrega sin incurrir en costes adicionales de memorización en los nodos o el mensaje ni de pérdida de la propiedad de camino único.

8.3 Construcción de grafos planos

Hasta ahora se ha obviado el hecho de que todas las técnicas basadas en facetas se efectúan sobre un grafo plano. La mayoría de propuestas vistas trabajan sobre un modelo de simulación de grafo

unitario. Existe un cierto subgrafo de un grafo unitario que es plano y de muy fácil construcción sólo con información local: el grafo de Gabriel (*Gabriel Graph*) [7]. Dados dos nodos vecinos A y B , consideremos el círculo cuyo diámetro es \overline{AB} . Si no existe un tercer nodo en este círculo (que recibiría el nombre de *testigo*), el enlace \overline{AB} se mantiene. En caso contrario, se descarta. Este subgrafo es conexo si el grafo unitario lo era y da el menor número de facetas comparado con otros algoritmos. Además, conserva los caminos de mínima energía que existen entre dos nodos cualesquiera del grafo original [24].

Mientras que en [45] se hace un primer estudio de la influencia de los errores de posición en el comportamiento de algoritmos basados en recorrido de facetas, en [21] se hace una demoledora crítica al modelo de grafo unitario, declarando que modelos idealizados de este tipo son violados en la realidad por amplios márgenes, causando fallos en los algoritmos de encaminamiento geográfico, incluso cuando la topología es estática. Los autores sugieren que los algoritmos más conocidos para encaminamiento geográfico no son funcionales en la realidad. La planarización distribuida propuesta en [5] y artículos relacionados es altamente falible, y por tanto los autores proponen en [21] una nueva técnica de extracción del grafo plano que puede ser usada en algoritmos previos de encaminamiento basado en grafos planos. La técnica es exhaustiva y causa cierta cantidad de sobrecarga en la red; los autores de [45] proponen una técnica mucho más sencilla que, aunque no proporciona las mismas garantías, también incrementa las tasas de éxito notablemente. El estudio en [45] revela que la mayor parte de errores en encaminamiento ($> 90\%$) cuando el error de posición es moderado (dentro del rango de radio) se deben a la eliminación de enlaces durante el cálculo del subgrafo plano que causan la partición del grafo, que se vuelve inconexo. Su propuesta de solución consiste en que una arista se elimina únicamente si los nodos que la definen están de acuerdo en que tienen un vecino común (el llamado *testigo*). Es decir, el algoritmo deja de ser completamente local para requerir una comunicación entre vecinos. Esta simple modificación, aunque puede permitir cruces de aristas (que violan la condición del grafo plano), es suficiente para pasar de tasas de éxito del 25% al 85% con el error más extremo en las densidades más moderadas, y del 60% al 99% para un error de aproximadamente

el 50% del alcance de la radio.

La consecuencia práctica a extraer de estos artículos es que técnicas altamente teóricas basadas en grafos planos son muy propensas a fallar en un entorno real, incluso con técnicas de mitigación como las propuestas en [19, 17]. Con un equipo robótico móvil en entorno hostil puede ser conveniente recurrir a técnicas donde no se hacen asunciones acerca de la geometría del grafo. Por ello, las técnicas descritas en [45, 21] son, a costa de una sobrecarga algo mayor, una forma de devolver a las técnicas basadas en grafos planos su utilidad en grafos no unitarios.

8.4 Otras variedades

Una forma tradicional de recorrer grafos exhaustivamente es la búsqueda en profundidad o DFS (*Depth First Search*). Dos ejemplos de propuestas de este tipo se hallan en [14, 57]. La primera de ellas recibe el nombre de GRA (*Geographic Routing Algorithm*). En este algoritmo se propone mantener tablas de ruta con los hallazgos efectuados durante la fase DFS. Un resultado interesante es que dichas tablas crecen con orden $O(\log n)$. Por desgracia, en caso de movilidad de los nodos estas tablas deben ser actualizadas para evitar inconsistencias y ciclos, lo cual tiene un coste $O(kn^2 \log n)$ por unidad de tiempo. Además, durante los periodos de actualización siguen existiendo inconsistencias, por lo que esta aproximación no parece apropiada para equipos robóticos móviles.

La propuesta posterior en [57] descarta nuevamente las tablas de ruta y simplemente aboga por añadir cierta memoria en los nodos. Cada nodo necesita conocer sus vecinos y sus posiciones, a los que ordena en una lista (por cada destinatario) de acuerdo con su distancia a dicho nodo de destino. El nodo de origen transmite un mensaje de descubrimiento a su primer vecino no contactado y aguarda; o bien dicho vecino le notificará que la ruta se ha completado, o bien contestará con un mensaje de rechazo. En tal caso, se comunica un mensaje de descubrimiento al siguiente vecino no contactado. Del mismo modo, cada nodo que recibe una petición de descubrimiento la transmite a su mejor vecino; en caso de que todos sus vecinos reporten fallo, el propio nodo emite un mensaje de rechazo al nodo que le contactó. Resulta inmediato del propio algoritmo de búsqueda en profundi-

dad que si fuera necesario se enumerarían todas las rutas posibles; del mismo modo que por la naturaleza del algoritmo nunca hay más de un paquete en circulación entre nodos.

De la completitud de la búsqueda en profundidad también se desprende que incluso si la información de posición de algún nodo es inexacta, esto sólo afecta a la eficacia de la heurística de búsqueda, pero no imposibilita el establecimiento de una ruta válida si ésta existe. Resultados experimentales muestran que la longitud de las rutas descubiertas está en un margen de entre 1 y 1.33 veces la ruta más corta existente.

El algoritmo SPEED [11] tiene como características principales un encaminamiento hacia un nodo más cercano que el actual, en modo *single-path*, siendo su rasgo diferenciador la métrica a optimizar. SPEED está diseñado para proporcionar servicio en tiempo real no estricto, por lo que el criterio elegido es la sobrecarga del nodo vecino. Cada nodo mantiene una tabla de sus vecinos con un valor de latencia estimada. Esta latencia se calcula o bien indirectamente mediante mensajes de saludo o bien el propio nodo emite una estimación basada en la ocupación de sus búferes. Adicionalmente, cuando un nodo se ve saturado emite mensajes de aviso hacia el antecesor en la ruta, de modo que éste incrementará la latencia percibida. Este mecanismo (que aquí se ha descrito simplificado) permite al mismo tiempo evitar zonas de congestión y huecos en la red donde el encaminamiento voraz no es posible. Como consecuencia, los autores señalan que, si bien no existe garantía de entrega, sí que existe la garantía de que *si existe una ruta voraz, ésta será hallada*. Es decir, la congestión se propaga hacia atrás en el árbol de rutas hasta encontrar una ruta voraz alternativa.

Adicionalmente, SPEED proporciona facilidades de *area-multicast* y *area-anycast*, empleando inundación local controlada en las fases finales del encaminamiento (cuando el paquete entra dentro de la zona de recepción). Nótese que esto no garantiza entrega en todas las terminales dentro de dicha área, si fuera necesario acceder por dos o más rutas distintas.

9 Actualización de posición

En esta sección se presentan algunos métodos empleados para mantener actualizada la información de posición de los nodos. Esto es, cuando el destinatario de un mensaje no es per-se una ubicación geográfica sino un nodo concreto, es necesario averiguar previamente su posición si queremos aprovechar las técnicas de encaminamiento geográfico. Si bien existen estrategias que no se basan en encaminamiento geográfico para difundir esta información en una red ad hoc, aquí nos vamos a ceñir a las que se apoyan en esta técnica.

El sólo hecho de determinar cuándo es necesario efectuar una actualización de las posiciones en la red ya es problemático. Para más detalles se puede consultar [20], donde se concluye experimentalmente que, mejor que establecer umbrales basados en distancias o velocidades, es preferible llevar la cuenta de nuevos enlaces que se forman y rompen y usar dicha cuenta como criterio, estableciendo un valor umbral.

9.1 Zonas base

De acuerdo con [55], este tipo de propuestas han aparecido de forma independiente en trabajos de varios autores ([29, 34, 60, 61, 38]). No es extraño, puesto que la idea ha sido empleada en redes celulares (es decir, de estaciones fijas con clientes móviles) con anterioridad.

En este tipo de propuestas, cada nodo D (destino) de la red elige una región base, que se comunica al resto de nodos. Cuando el nodo D se aleja de dicha región, envía mensajes con destinatario geográfico a su base informando de su nueva posición. Esto es, notifica a quienquiera que se encuentre en su zona base. Del mismo modo, nodos que quieran comunicarse con D envían una solicitud de ubicación acerca de D , dirigida geográficamente a su base. En caso de que D esté ausente, otros nodos allí presentes tendrán la información, que habrá sido remitida periódicamente por D , y podrán contestar.

El principal problema de este esquema es que si la red en sí no está en una región acotada, sino que se desplaza (pensemos por ejemplo en una tropa), las zonas base quedarán desocupadas en algún momento, por lo que hay que disponer de estrategias de reelección de bases, con la consiguiente sobre-

carga que ello supone. Además, la necesidad de notificaciones periódicas por parte de cada nodo dificulta el uso del modo de ahorro de energía.

9.2 Consensos

Según la definición empleada en [55], un *consenso* o *quórum* es como sigue: Dado un conjunto S de n servidores, un sistema de quórum es una partición de S en subconjuntos disjuntos cuya unión es S . Además, los miembros de un mismo subconjunto comparten la información de modo que consultar a uno cualquiera de ellos es equivalente.

Se sabe [20] que mantener una estructura de clústeres en una red requiere cierta carga de mensajes. Una vez más, aprovechando la información geográfica se trata de reducir esta carga adicional. En [55] se propone utilizar una distribución de la información en “filas” y “columnas”. En particular, se propone que los nodos difundan su posición actual en la misma “columna” en la que se hallan. Esto se conoce como fase de actualización. Por su parte, un nodo deseando conocer la ubicación de un destinatario difundirá peticiones a lo largo de la “fila” en que se halla. Esto se conoce como fase de búsqueda. Idealmente, en redes densas y organizadas con cierta uniformidad, esto proporciona un sistema para localizar a cualquier nodo con coste \sqrt{n} siendo n el número de nodos en la red.

¿Qué es una fila o columna? El artículo propone emplear un tipo de encaminamiento geográfico tipo GEDIR en la dirección deseada. Si el mensaje está yendo al norte, cada nodo lo envía sólo a su vecino situado más al norte. Del mismo modo se actúa para el resto de puntos cardinales. Para solventar el problema de los mínimos locales, donde un nodo puede no tener vecinos más al norte aunque el grafo se extienda globalmente en esa dirección en otras longitudes geográficas, se propone emplear en tal situación un algoritmo tipo FACE, que es más costoso pero encontrará una ruta más hacia el norte si existe.

Este algoritmo descrito aquí a grandes rasgos recibe el nombre de CR en el artículo (*Column-location; Row-destination*). Presenta la ventaja de tener un bajo índice de inundación (< 10%) (calculamos este índice dividiendo el nº de paquetes usados por el algoritmo entre el nº de paquetes usados en una inundación tradicional), así como una alta tasa de éxito para grafos muy conexos

(> 90% para grafos con 9 ó más vecinos por nodo). Sin embargo, su principal inconveniente es que ni siquiera empleando la combinación GEDIR-FACE hay garantías de que todas las filas y columnas tengan intersección.

Para solucionar este defecto se propone en el mismo artículo una ulterior mejora que se ha dado en llamar OUTER. Ésta consiste en que, una vez que un mensaje (ya sea de actualización o de búsqueda de localización) alcanza un nodo en el borde exterior de la red, continúe por dicho borde en un sentido convenido, por ejemplo en sentido horario. Esto es factible usando aristas que pertenezcan al subgrafo Gabriel, información deducible en cada nodo localmente conociendo a sus vecinos. Si bien no es posible saber localmente si un nodo pertenece al borde exterior de este modo, siguiendo el algoritmo propuesto se da el caso de que cuando un nodo es visitado por segunda vez se sabe que se ha recorrido todo el perímetro. Esta sobrecarga de visitar todos los nodos externos se puede paliar haciendo que sólo las actualizaciones o búsquedas efectúen este recorrido.

Lo que se consigue de hecho es convertir los nodos externos en servidores de localización para toda la red. Por tanto, ya no es necesario usar el concepto de filas y columnas. Simplemente, las actualizaciones parten en una dirección concreta hasta alcanzar el borde, donde se detienen. Las búsquedas operan del mismo modo, con la diferencia de que una vez alcanzado el borde continúan recorriéndolo hasta dar con el nodo que contiene la información más actualizada. Los propios autores hacen notar que el hecho de que la información esté en nodos del perímetro implica la necesidad de disponer algún método para transferir dicha información cuando un nodo del perímetro deja de formar parte del mismo.

Según los autores, este algoritmo OUTER es el mejor de acuerdo a amplios criterios presentes en la literatura: está libre de bucles, es escalable y garantiza encontrar la información. El único problema que se le puede encontrar es que su tasa de inundación es más alta, estando entre el 40% y el 45%. Por esta razón, los autores sugieren emplear el método CR para grafos muy densos y pasar a modo OUTER cuando los fallos de entrega en grafos menos densos supongan un problema.

9.3 Métodos híbridos

Algunos autores proponen soluciones con componentes basadas en quórum, donde grupos de nodos comparten la misma información, teniendo al mismo tiempo una componente de actualización por zonas. De este tipo es ZHLS (*Zone-based Hierarchical Link State*)[15]. Este algoritmo está basado en conceptos tomados del anterior protocolo proactivo *Link State Routing* (LSR)[40] para redes estáticas y del *Zone Routing Protocol* (ZRP)[10] para redes ad hoc, además de incorporar técnicas basadas en información geográfica. Se trata de un protocolo donde la información local de un *cluster* se mantiene proactivamente, mientras que el encaminamiento entre clusters opera bajo demanda. En este protocolo la red se divide en zonas disjuntas, de un tamaño decidido en el momento del diseño, y determinadas gracias a la información geográfica de cada nodo. En el artículo se trabaja sobre un ejemplo de partición en retícula, pero el algoritmo es válido para cualquier tipo de zonas disjuntas. Esta división en zonas establece una jerarquía en dos niveles: por una parte, el nivel local de nodo, que abarca a todos los nodos de una misma zona. Por otra, el nivel de zonas, que comprende a todas las zonas que existen en la red.

Dentro de una misma zona, los nodos comparten toda la información: no hay un líder distinguido. Los nodos mantienen proactivamente la información necesaria para el encaminamiento dentro de la zona, propagando mensajes que informan de los vecinos físicamente conectados con cada nodo. Si un nodo tiene conexión con otro nodo de una zona distinta, se dice que existe un enlace virtual entre ambas zonas. Esta información también es conocida por todos los nodos de una zona. De este modo, cada nodo conoce los enlaces físicos dentro de su zona para todos sus convecinos, además de qué nodos están conectados con otras zonas. Estos nodos con enlaces a otras zonas son conocidos como pasarelas (*gateways*).

De forma similar, las pasarelas intercambian información acerca de las zonas accesibles. De este modo se puede construir análogamente en cada nodo una tabla de encaminamiento entre zonas. El procedimiento de descubrimiento es, en consecuencia, sencillo: cuando un nodo quiere comunicarse con otro cuya ubicación desconoce, envía una solicitud a cada zona. Como todos los nodos en cada

zona conocen toda la información de la zona, no importa cuáles sean los nodos involucrados en el encaminamiento: eventualmente algún nodo en la misma zona que el objetivo verá el mensaje y contestará a su originador.

Resultados en simulación demuestran que este algoritmo es más eficiente que el original LSR y que la inundación. Sin embargo, existen trabas: la actuación proactiva impide el uso del modo de ahorro de energía, y ¿por qué dos niveles solamente? La sobrecarga crece cuadráticamente con el número de zonas. Parece, pues, que sencillamente se retrasa el problema de la sobrecarga de la red, pues si consideramos que cada zona equivale a un supernodo, la problemática es la misma.

Para paliar esta limitación, en [29] y [12] se proponen dos soluciones con muchos puntos en común. El espacio de la red está predefinido y troceado mediante información geográfica en zonas preestablecidas. En ambos casos el ejemplo propuesto es un *quadtrees*: el área total se divide en cuatro partes; cada una de estas cuatro partes a su vez se divide en otras cuatro, y así hasta alcanzar un tamaño mínimo. Cada tamaño viene a ser un piso de división. Tenemos entonces cuadrados-0 (los más pequeños). Cuatro de estos están contenidos en un cuadrado-1, etc. Los cuadrados de un mismo piso nunca se solapan.

El algoritmo, al igual que [15], propone que al nivel más bajo se utilice algún algoritmo no geográfico para que todos los nodos dentro de un cuadrado tengan conocimiento exhaustivo de la topología en el mismo. Se generan unos sumarios de información que se propagan a los cuadrados que forman parte del mismo cuadrado de orden superior, y así recursivamente hasta el nivel más alto. Cada sumario está compuesto por el identificador del cuadrado-piso al que se refiere, así como por una lista de nodos que están en él (sin posición u otra información).

Resulta evidente por la estructura del *quadtrees* que cualquier nodo sabe en cual de los cuatro cuadrados de orden máximo está un potencial destinatario. El paquete se envía al centro de dicho cuadrado. Una vez el paquete alcance ese cuadrado, los nodos en él conocen en cual de los cuatro siguientes cuadrados de un piso inferior está el destinatario, y así sucesivamente. Una vez se alcanza el cuadrado-0, el encaminamiento se produce por medio del algoritmo no geográfico que tiene infor-

mación exacta.

Las pruebas experimentales en [12] con nodos desplazándose hasta a 10 m/s dan resultados interesantes: el sistema empieza a funcionar correctamente antes de 10 segundos tras la puesta en marcha. Si bien el número de paquetes por segundo y nodo crece con arreglo a $O(\log n)$, no sucede lo mismo con el ancho de banda consumido, pues los sumarios tienen un tamaño que depende del número de nodos, creciendo según $O(n)$. Para paliar esto, en [12] se proponen métodos basados en *bloom filters*[4], de modo que se puede mantener este crecimiento bajo control, a costa de introducir cierta incertidumbre en la estructura. Se dan resultados experimentales acerca de la efectividad de esta aproximación.

10 Complementos

Se han hecho ya algunas propuestas para ofrecer capacidades mejoradas en las redes ad-hoc. Un asunto de indudable interés es el de la calidad de servicio (QoS). Este problema dista de ser trivial, especialmente en redes inalámbricas donde los problemas de acceso al medio compartido hacen que la dificultad ya sólo en la capa MAC sean objeto de numerosísimos estudios. Introducir, adicionalmente, el factor multisalto resulta aún más complejo. Por eso, aprovechando las bondades de la abstracción, las soluciones que se proponen a nivel de encaminamiento obvian el problema en la capa MAC y proporcionan soluciones considerando lo anterior resuelto. De este modo, una advertencia común en artículos de este tipo es que se considera que el medio físico está libre de colisiones y funciona de acuerdo a unos parámetros conocidos.

10.1 QoS

Dicho esto, encontramos algunos ejemplos de trabajos acerca de QoS en la literatura. En [57] se hace una propuesta para aumentar el algoritmo de DFS de modo que solo considere rutas que cumplan el nivel de servicio mínimo demandado. El algoritmo atiende a dos tipos de criterios de QoS: ancho de banda mínimo y latencia máxima. Modificar un algoritmo de búsqueda en profundidad con estos parámetros es sencillo y además tenemos la garantía de que si existe una ruta apta, esta será

hallada más pronto o más tarde. Sin embargo, entran en conflicto las estrategias locales voraces que seleccionan la ruta, así que se debe hacer un compromiso entre estos criterios. Por otra parte, las rutas halladas pueden no ser las óptimas y además esto no puede saberse a no ser que se haga una búsqueda exhaustiva de todas las posibles rutas (con la demora y sobrecarga para la red que esto conlleva).

En un equipo robótico, la movilidad añade el problema de que un camino concertado tiene una duración forzosamente temporal. La sugerencia es emplear mensajes periódicos a lo largo del canal, propagando al origen el tiempo estimado más corto antes de que un enlace de la ruta se rompa. Cuando dicho tiempo sea menor que un cierto umbral, se emprende un nuevo descubrimiento de una ruta alternativa.

10.2 Tiempo de vida

En [52] encontramos un detallado resumen de propuestas para maximizar el tiempo de vida de la red o minimizar el coste energético en cada nodo. Criterios empleados en la selección del siguiente nodo candidato en la ruta son la inversa del tiempo de vida restante estimado y diversos modelos de consumo basados en la distancia euclidiana. Nótese que algoritmos tradicionales que no tienen en cuenta posición de localización generalmente recurren a versiones distribuidas del *shortest path* por lo que su uso en redes ad hoc puede ser problemático.

En [53] encontramos variedades voraces de algoritmos preexistentes en la literatura para consumo óptimo basados en el uso de *shortest path*. De este modo se pretende eliminar la sobrecarga de la creación de las tablas de ruta de dichos algoritmos, reteniendo no obstante algunas de sus ventajas. Todas las propuestas se basan en elegir un nodo que esté más próximo que el actual al destino, de modo que estamos de nuevo ante algoritmos libres de bucles y que funcionarán bien en redes con alta vecindad. Para casos donde el encaminamiento no puede continuar se podrá recurrir a etapas con garantía de entrega.

La primera propuesta propone elegir el nodo que más próximo esté a la situación ideal de un hipotético retransmisor que minimiza el modelo de consumo. De existir este retransmisor, se podría

conseguir reducir el coste a un modelo lineal. Como corolario, se propone tratar de situar nodos móviles en dichos puntos convenientes. La segunda propuesta retoma uno de los criterios estudiados en [47], el de la renuencia a transmitir: un nodo es tanto más renuente cuanto menos tiempo de vida estima tener. En concreto, se propone una función de coste $f(x) = \frac{1}{x}$, donde x es el valor normalizado de la batería en el intervalo $[0, 1]$. Por último, se proponen nuevos criterios basados en la combinación de la elección óptima de la potencia de transmisión, en adición al coste fijo que hasta ahora se había venido usando. La experimentación se realiza sobre redes estáticas de alta vecindad, por lo que estos algoritmos necesitan de extensiones para garantía de entrega si han de ser empleados en redes de menor vecindad y móviles, como ya se apunta en [53]. En este sentido, en [52] aparecen nuevas propuestas basadas en algoritmos de tipo FACE [5].

Algunos resultados a tener en cuenta son que no es tan conveniente crear rutas de coste óptimo, que pueden acabar pronto con las reservas de ciertos nodos críticos (por ejemplo nodos de paso con gran número de vecinos que pueden verse incluidos en muchas rutas), como distribuir el consumo de acuerdo a la energía remanente en cada nodo [47]. También en este artículo se apunta el resultado de que si los nodos no pueden seleccionar su potencia de transmisión, minimizar el número de saltos es equivalente a minimizar el consumo total en la red.

Hay que notar que los resultados de estos trabajos utilizan la premisa de que no hay obstáculos limitando la calidad de la señal, por lo que la potencia necesaria para una transmisión se deduce de la distancia euclídea.

10.3 Acceso al medio realista

Otro rasgo que observamos en la mayoría de la literatura estudiada es que el nivel físico se asume con unas prestaciones ideales que distan de las reales. Muchos estudios adoptan el modelo de grafo unitario, donde dos nodos son vecinos si su distancia es menor que un cierto umbral. Si tal es el caso, las comunicaciones entre ellos se producen siempre con éxito. No es sino en estudios recientes [28, 27] que se toma en cuenta un modelo del nivel MAC más cercano a la realidad.

El modelo elegido es el *shadow propagation model* [41], que propone una curva característica para la

probabilidad de transmisión exitosa de un bit, dada la distancia. Es inmediato inferir de esta función la probabilidad para un mensaje completo y para un envío multisalto. Tomando ahora como regla de vecindad que la probabilidad de transmisión de un paquete sea ≥ 0.5 , se estudia el comportamiento de algoritmos previos como NC (*nearest closer*) y MFR, comparándolos con la versión probabilística del camino más corto, que usa las probabilidades de envío con éxito para el cálculo del peso del enlace. Los citados algoritmos son modificados para tener en cuenta la probabilidad de transmisión en el momento de la selección voraz del siguiente nodo en la ruta. Por ejemplo, el algoritmo nEPR (*Expected Progress Routing*) toma la definición de progreso del NC y la pondera con la probabilidad de transmisión. Los estudios estadísticos muestran buenos resultados de las versiones probabilísticas, especialmente cuando la densidad de la red es alta, en comparación con el *Weighted Shortest Path*. Según el autor, esto es un logro significativo para algoritmos que emplean únicamente información local.

En [28] se estudian las variedades con confirmación en cada salto de tres clases de algoritmos. La primera clase consta de un solo algoritmo, el IHCR (*Ideal Hop Count Routing*) donde el siguiente nodo es aquel que minimiza el número de transmisiones esperadas entre el nodo actual y dicho vecino, más las transmisiones esperadas si la ruta a partir del vecino fuera ideal (un análisis de la optimalidad a considerar se detalla en el artículo). La idea es que localmente no podemos sino asumir que el resto de la ruta tendrá coste óptimo. El segundo grupo de algoritmos está formado por los algoritmos voraces ya conocidos en sus versiones probabilísticas con confirmación en cada salto: aEPR (*Expected Progress Routing with acknowledgements*) y aPP (*Projection Progress with acknowledgements*). Finalmente, la última clase de algoritmos está formada por instancias del *tR-greedy*, donde se elige el nodo más próximo al destino de entre aquellos que están a menos distancia que *tR*, donde *R* es la distancia a la que la probabilidad de éxito es 0.5 y *t* es un factor ajustable. De los experimentos se concluye que las dos primeras clases son muy similares en cuanto al número de saltos, mientras que la tercera es bastante más costosa. La tasa de éxito da como ganador, sin embargo, a la instancia óptima del *tR-greedy*. Esto refrenda un resultado ya conocido: maxi-

mizar la probabilidad de un salto implica transmitir a la menor distancia posible, y las otras clases de algoritmos precisamente pretenden minimizar el número de saltos.

En general, es de esperar que la investigación con modelos más realistas cobre fuerza frente al modelo simplista del grafo unitario empleado en las primeras épocas de investigación en encaminamiento geográfico.

11 Crítica

Es patente que ha habido importantes aportaciones en tiempos recientes. Ahora bien, ¿cómo se puede aprovechar toda esta información para poner en marcha un nuevo equipo robótico móvil? No todos los resultados son inmediatamente aplicables; algunos de ellos están orientados a redes de sensores antes que a equipos de robots. Algunos autores [5] se limitan a señalar que si el tiempo requerido para encontrar una ruta es despreciable frente a la movilidad de los nodos, esto no es un problema. Dependiendo de la aplicación robótica esto puede ser cierto o no. Equipos de *rovers* terrestres pueden probablemente beneficiarse de inmediato de estas técnicas, mientras que vehículos viajando a más velocidad —pensemos en coches utilitarios o UAVs (*Unmanned Air Vehicles*)— podrían presentar problemas por su elevada velocidad de desplazamiento.

No cabe duda de que el tamaño del equipo robótico es un factor crucial a la hora de escoger una implementación u otra. Para equipos con un puñado de nodos, técnicas ya clásicas como DSR [16] o AODV [39] serán suficientes. Las técnicas de actualización de posición no serán necesarias hasta que la red empiece a tener un tamaño respetable. En una red con encaminamiento geográfico es práctica habitual que cada mensaje contenga la posición actual de su emisor. Esto hace que, en los casos en que sea realmente necesaria una consulta, si la red es pequeña baste con una inundación inteligente. En general, abogar por la simplicidad frente a mecanismos complejos es deseable siempre y cuando la situación lo permita. Una vez que un sistema de actualización de posición se hace necesario, las técnicas más sencillas son las de zonas base, especialmente si se cuenta con un área de trabajo confinada. En caso contrario, las técnicas

de quórum presentadas en [55] parecen una aproximación razonable. Echamos en falta, no obstante, una comparativa rigurosa de los costes de las diversas técnicas en comparación con una inundación inteligente en condiciones realistas de trabajo. Cabe esperar que en un equipo robótico donde la comunicación es frecuente, los nodos dispongan con razonable frescura de la localización de sus correspondientes. Esto será especialmente cierto en equipos que tengan una sincronización estrecha. Si, por el contrario, las tareas a efectuar están débilmente acopladas, la necesidad de un sistema eficiente de actualización de posición será mayor.

No cabe duda de que la aproximación que goza del favor de la comunidad en cuanto al encaminamiento *per se* es la de combinar un algoritmo voraz (típicamente GEDIR) con un algoritmo con garantías de entrega para escapar de mínimos locales. Ha quedado probado que el modelo del grafo unitario no se traslada apropiadamente a la realidad, por lo que caben dos alternativas: echar mano de algunas de las optimizaciones propuestas que permiten aplicar técnicas de grafos planos a grafos arbitrarios, con el coste adicional que conllevan, o emplear un algoritmo que no se apoye en tal modelo. En particular, parece que la búsqueda en profundidad es un buen candidato. Si bien el tamaño del mensaje puede llegar a ser del orden del número de nodos en un caso peor, resultaría interesante un estudio de su funcionamiento en la práctica: es posible que en general este tamaño sea aceptable, y a cambio se obtiene la robustez de un método que no hace asunciones acerca del modelo de conectividad de la red. De la misma manera, es digno de atención verificar si los resultados relativos al coste peor encontrados en [25] serían aplicables o adaptables a un algoritmo de búsqueda en profundidad.

Se han visto también algunos resultados relativos a calidad de servicio y optimización del tiempo de vida de los nodos. Es interesante el hecho de que durante la etapa voraz del encaminamiento se pueden emplear criterios que nada tengan que ver con la información geográfica, siempre que el progreso se dirija hacia el objetivo. Así, la información de posición se convierte en un criterio de filtro para elegir a los candidatos, pero el ganador es seleccionado en función de cualquier otra métrica que resulte de interés. Nuevamente aquí puede ser de utilidad una búsqueda en profundidad en los mínimos locales, ya que mientras

el encaminamiento en facetas se rige por estrictas consideraciones topológicas, la enumeración de la búsqueda en profundidad puede ordenarse por dichas métricas de interés.

En general, se aprecia que el actuar con información completamente local, y no efectuar ningún mantenimiento de tablas de ruta resulta especialmente beneficioso cuando los nodos son móviles. De lo contrario, es necesario implementar técnicas de integridad que resultan costosas y no siempre completamente efectivas. La mayor parte de propuestas, con alguna notable excepción [30], son de este tipo, por lo que cabe concluir que en dominios de robótica móvil la solución reactiva sin memoria es la más conveniente.

12 Conclusiones

Como hemos visto, el encaminamiento geográfico presenta interesantes características para redes ad hoc con un tamaño de moderado a grande. La combinación de técnicas voraces con técnicas exhaustivas y los últimos resultados en cotas para el peor caso proporcionan rutas con costes asintóticamente óptimos, y si la densidad de la red es suficiente las diferencias con la ruta más corta son mínimas. Asimismo es interesante la reciente tendencia a investigar modelos del medio más realistas, con objeto de que todos estos resultados puedan ser llevados a la práctica, así como la supresión de restricciones en los modelos que no se adecúan a la realidad. Nos hallamos en una etapa de reflexión sobre las abundantes propuestas de pasados años y su traslación a la práctica, por lo que los resultados inminentes serán sin duda de gran interés para aplicaciones reales. En concreto, el modelo de grafo unitario que tan popular fue originalmente por su gran sencillez, está siendo sometido a crítica y revisión para adecuarlo a expectativas más reales, habiendo aparecido ya diversos estudios sobre sus limitaciones y posibles soluciones.

Existe ya alguna experimentación en redes ad hoc reales, si bien no se han hallado resultados con robots móviles u otro tipo de nodos móviles reales. Indudablemente, se trata de un dominio donde la experimentación no es sencilla: hace falta una cantidad de hardware y recursos humanos respetable. Confiamos en que en el futuro aparezcan algunos resultados de este tipo.

References

- [1] NCTUns 2.0. <http://nsl.csie.nctu.edu.tw/nctuns.html>.
- [2] Lali Barrière, Pierre Fraigniaud, and Lata Narayanan. Robust position-based routing in wireless ad hoc networks with unstable transmission ranges. In *DIALM '01: Proceedings of the 5th international workshop on Discrete algorithms and methods for mobile computing and communications*, pages 19–27, New York, NY, USA, 2001. ACM Press.
- [3] Stefano Basagni, Imrich Chlamtac, Violet R. Syrotiuk, and Barry A. Woodward. A distance routing effect algorithm for mobility (dream). In *MobiCom '98: Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 76–84, New York, NY, USA, 1998. ACM Press.
- [4] Burton H. Bloom. Space/time trade-offs in hash coding with allowable errors. *Commun. ACM*, 13(7):422–426, 1970.
- [5] Prosenjit Bose, Pat Morin, Ivan Stojmenovic, and Jorge Urrutia. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks. *Wireless Networks*, 7(6):609–616, 2001.
- [6] G. Finn. Routing and addressing problems in large metropolitan-scale internetworks. *Technical Report ISI Research Report ISU/RR-87-180*, March 1987.
- [7] K. Gabriel and R. Sokal. A new statistical approach to geographic variation analysis. *Systematic Zoology*, 18:259–278, 1969.
- [8] Silvia Giordano, Ivan Stojmenovic, and Ljubica Blazevic. Position based routing algorithms for ad hoc networks: A taxonomy. 2001.
- [9] Piyush Gupta and P. Kumar. The capacity of wireless networks, 1999.
- [10] Zygmunt J. Haas, Marc R. Pearlman, and Prince Samar. The zone routing protocol (zrp) for ad hoc networks. Internet Draft, <http://www.ietf.org/proceedings/02nov/I-D/draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt>, July 2002.

- [11] Tian He, John A. Stankovic, Chenyang Lu, and Tarek Abdelzaher. Speed: A stateless protocol for real-time communication in sensor networks. In *23rd International Conference on Distributed Computing Systems*, 2003.
- [12] Pai-Hsiang Hsiao and Jingyi Huang. Geographical region summary service for wireless routing. *CS223 Final Project Report*, 2001.
- [13] T. Imielinski and J. Navas. Rfc 2009 - gps-based addressing and routing, 1996.
- [14] Rahul Jain, Anuj Puri, and Raja Sengupta. Geographical routing using partial information for wireless ad hoc networks. December 1999.
- [15] M. Joa-ng and L.T. Lu. A peer-to-peer zone based two-level link state routing for mobile ad hoc networks. *IEEE Journal in Selected Areas in Communications*, 17(8):1415–1425, August 1999.
- [16] David B. Johnson and David A. Maltz. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. In Imielinski and Korth, editors, *Mobile Computing*, volume 353. Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [17] B. Karp. Challenges in geographic routing: Sparse networks, obstacles, and traffic provisioning. DIMACS Workshop on Pervasive Networking, Piscataway, NJ, May 2001.
- [18] Brad Karp and H. T. Kung. Gpsr: greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 243–254, New York, NY, USA, 2000. ACM Press.
- [19] Brad Nelson Karp. *Geographic routing for wireless networks*. PhD thesis, 2000. Adviser-H. T. Kung.
- [20] Goutham Karumanchi, Srinivasan Muralidharan, and Ravi Prakash. Information dissemination in partitionable mobile ad hoc networks. In *SRDS '99: Proceedings of the 18th IEEE Symposium on Reliable Distributed Systems*, page 4, Washington, DC, USA, 1999. IEEE Computer Society.
- [21] Youg-Jin Kim, Ramesh Govindan, Brad Karp, and Scott Shenker. Geographic routing made practical. 2005.
- [22] Young-Bae Ko and Nitin H. Vaidya. Location-aided routing (lar) in mobile ad hoc networks. In *MobiCom '98: Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 66–75, New York, NY, USA, 1998. ACM Press.
- [23] Evangelos Kranakis, Harvinder Singh, and Jorge Urrutia. Compass routing on geometric networks. In *7th Canadian Conference on Computational Geometry*, 1999.
- [24] Fabian Kuhn, Roger Wattenhofer, Yan Zhang, and Aaron Zollinger. Geometric ad-hoc routing: of theory and practice. In *PODC '03: 22nd annual symposium on Principles of distributed computing*, pages 63–72, New York, NY, USA, 2003. ACM Press.
- [25] Fabian Kuhn, Roger Wattenhofer, and Aaron Zollinger. Asymptotically optimal geometric mobile ad-hoc routing. In *DIALM '02: 6th international workshop on Discrete algorithms and methods for mobile computing and communications*, pages 24–33, New York, NY, USA, 2002. ACM Press.
- [26] Fabian Kuhn, Roger Wattenhofer, and Aaron Zollinger. Worst-case optimal and average-case efficient geometric ad-hoc routing. In *MobiHoc '03: Proceedings of the 4th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing*, pages 267–278, New York, NY, USA, 2003. ACM Press.
- [27] Johnson Kuruvila, Amiya Nayak, and Ivan Stojmenovic. Greedy localized routing for maximizing probability of delivery in wireless ad hoc networks with a realistic physical layer. 2004.
- [28] Johnson Kuruvila, Amiya Nayak, and Ivan Stojmenovic. Hop count optimal position based packet routing algorithms for ad hoc wireless networks with a realistic physical layer. IEEE, 2004.
- [29] Jinyang Li, John Jannotti, Douglas S. J. De Couto, David R. Karger, and Robert Morris.

- A scalable location service for geographic ad hoc routing. In *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, pages 120–130, New York, NY, USA, 2000. ACM Press.
- [30] X. Lin and I. Stojmenovic. Geographic distance routing in ad hoc wireless networks. Technical Report TR-98-10, University of Ottawa, December 1998.
- [31] Joseph P. Macker and M. Scott Corson. Mobile ad hoc networking and the ietf. 1999.
- [32] Kousha Moaveninejad, Wen-Zhan Song, and Xiang-Yang Li. Robust position-based routing for wireless ad hoc networks. 2003.
- [33] Opnet modeller. <http://www.opnet.com/>.
- [34] Robert Morris, John Jannotti, Frans Kaashoek, Jinyang Li, and Douglas DeCouto. Carnet: a scalable ad hoc wireless network system. In *EW 9: Proceedings of the 9th workshop on ACM SIGOPS European workshop*, pages 61–65, New York, NY, USA, 2000. ACM Press.
- [35] Julio C. Navas and Tomasz Imielinski. Geocast – geographic addressing and routing. In *MobiCom '97: 3rd annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 66–76, New York, NY, USA, 1997. ACM Press.
- [36] Dragoş Niculescu and Badri Nath. Position and orientation in ad hoc networks, 2003.
- [37] Katia Obraczka, Kumar Viswanath, and Gene Tsudik. Flooding for reliable multicast in multi-hop ad hoc networks. *Wireless Networks*, 7(6):627–634, 2001.
- [38] Guangyu Pei and Mario Gerla. Mobility management for hierarchical wireless networks. *Mobile Networks and Applications*, 6(4):331–337, 2001.
- [39] Charles E. Perkins, Elizabeth M. Royer, and Samir R. Das. Ad hoc on demand distance vector (aodv) routing, 1997.
- [40] Radia Perlman. *Interconnections: bridges and routers*. Addison Wesley Longman Publishing Co., Inc., Redwood City, CA, USA, 1992.
- [41] L. Quin and T. Kunz. On-demand routing in manets: The impact of a realistic physical layer model. <http://kunuz-pc.sce.carleton.ca/talks/AdHocNow2003-2.htm>, 2003.
- [42] S. Ramanathan and Martha Steenstrup. A survey of routing techniques for mobile communications networks. *Mobile Network Applications*, 1(2):89–104, 1996.
- [43] R. Hinden S. Deering. Rfc 1883 – internet protocol, version 6, specification, December 1995. Xerox PARC, Ipsilon Networks.
- [44] R. Hinden S. Deering. Rfc 1884 – ip version 6 addressing architecture, December 1995. Xerox PARC, Ipsilon Networks.
- [45] Karim Seada, Ahmed Helmy, and Ramesh Govindan. On the effect of localization errors on geographic face routing in sensor networks. In *IPSN'04: Proceedings of the third international symposium on Information processing in sensor networks*, pages 71–80, New York, NY, USA, 2004. ACM Press.
- [46] The Network Simulator. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [47] Suresh Singh, Mike Woo, and C. S. Raghavendra. Power-aware routing in mobile ad hoc networks. In *MobiCom '98: Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, pages 181–190, New York, NY, USA, 1998. ACM Press.
- [48] I. Stojmenovic, M. Seddigh, and J. Zunic. Internal nodes based broadcasting in wireless networks. In *HICSS '01: 34th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS-34)*, volume 9, page 9005, Washington, DC, USA, 2001. IEEE Computer Society.
- [49] Ivan Stojmenovic. *Location updates for efficient routing in ad hoc networks*, pages 451–471. 2002.

- [50] Ivan Stojmenovic. Position-based routing in ad hoc networks. *IEEE Communications Magazine*, 40(7):128–134, July 2002.
- [51] Ivan Stojmenovic. Geocasting with guaranteed delivery in sensor networks. *IEEE Wireless Communications*, 11(6):29–37, December 2004.
- [52] Ivan Stojmenovic and Susanta Datta. Power and cost aware localized routing with guaranteed delivery in unit graph based ad hoc networks. *Wireless Communications And Mobile Computing*, 4:175–188, 2004.
- [53] Ivan Stojmenovic and Xu Lin. Power-aware localized routing in wireless networks. In *IPDPS '00: Proceedings of the 14th International Symposium on Parallel and Distributed Processing*, page 371, Washington, DC, USA, 2000. IEEE Computer Society.
- [54] Ivan Stojmenovic and Xu Lin. Loop-free hybrid single-path/flooding routing algorithms with guaranteed delivery for wireless networks. *IEEE Trans. Parallel Distrib. Syst.*, 12(10):1023–1032, 2001.
- [55] Ivan Stojmenovic and Pedro Eduardo Villanueva Peña. A scalable quorum based location update scheme for routing in ad hoc wireless networks. 2001.
- [56] Ivan Stojmenovic, Anand Prakash Ruhil, and D. K. Lobiyal. Voronoi diagram and convex hull based geocasting and routing in wireless networks. In *Eighth IEEE International Symposium on Computers and Communication*, volume 1, pages 51–56. IEEE, June 2003.
- [57] Ivan Stojmenovic, Mark Russell, and Bosko Vukojevic. Depth first search and location based localized routing and qos routing in wireless networks. In *ICPP '00: Proceedings of the Proceedings of the 2000 International Conference on Parallel Processing*, page 173, Washington, DC, USA, 2000. IEEE Computer Society.
- [58] Hideaki Takagi and Leonard Kleinrock. Optimal transmission ranges for randomly distributed packet radio terminals. *IEEE Transactions on Communications*, 32(3), March 1984.
- [59] Srdjan Čapkun, Maher Hamdi, and Jean-Pierre Hubaux. Gps-free positioning in mobile ad-hoc networks. In *HICSS '01: Proceedings of the 34th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS-34)-Volume 9*, page 9008, Washington, DC, USA, 2001. IEEE Computer Society.
- [60] Seung-Chul M. Woo and Suresh Singh. Scalable routing protocol for ad hoc networks. *Wireless Networks*, 7(5):513–529, 2001.
- [61] L. Blažević, L. Buttyan, S. Čapkun, S. Giordano, J.-P. Hubaux, and J.-Y. Le Boudec. Self-organization in mobile ad hoc networks: The approach of terminodes. *IEEE Communications Magazine*, June 2001.