

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 380 346**

51 Int. Cl.:
H04L 12/56 (2006.01)
H04W 40/16 (2009.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

- 96 Número de solicitud europea: **05794573 .5**
96 Fecha de presentación: **12.10.2005**
97 Número de publicación de la solicitud: **1935146**
97 Fecha de publicación de la solicitud: **25.06.2008**

54 Título: **Método y disposición para determinación de costes de enlace para enrutamiento en redes inalámbricas**

45 Fecha de publicación de la mención BOPI:
10.05.2012

45 Fecha de la publicación del folleto de la patente:
10.05.2012

73 Titular/es:
TELEFONAKTIEBOLAGET LM ERICSSON (PUBL)
PATENT UNIT
164 83 STOCKHOLM, SE

72 Inventor/es:
LARSSON, Peter

74 Agente/Representante:
de Elzaburu Márquez, Alberto

Aviso: En el plazo de nueve meses a contar desde la fecha de publicación en el Boletín europeo de patentes, de la mención de concesión de la patente europea, cualquier persona podrá oponerse ante la Oficina Europea de Patentes a la patente concedida. La oposición deberá formularse por escrito y estar motivada; sólo se considerará como formulada una vez que se haya realizado el pago de la tasa de oposición (art. 99.1 del Convenio sobre concesión de Patentes Europeas).

ES 2 380 346 T3

DESCRIPCIÓN

Método y disposición para determinación de costes de enlace para enrutamiento en redes inalámbricas

Campo técnico

- 5 La presente invención se refiere en general a enrutamiento en redes de comunicación, tal como las redes multi-salto, y más en particular al hecho de determinar métricas apropiadas de costes de enlace para su uso en la determinación de ruta y en el enrutamiento en tales redes.

Antecedentes

- 10 En las últimas décadas se ha producido una explosión en cuanto al uso de comunicaciones inalámbricas para la transmisión de datos entre estaciones o nodos comunicantes. Con este incremento en la comunicación inalámbrica de datos, se han desarrollado diferentes tipos de redes de comunicaciones que emplean, por ejemplo, diferentes medios o estándares de acceso al medio. Un esquema de ese tipo para acceso al medio desarrollado recientemente es el esquema de Acceso al Medio por Adquisición de Suelo (FAMA). Esta técnica de acceso al medio se implementa y se utiliza, por ejemplo, en Redes Inalámbricas de Área Local (WLANs) IEEE 802.11 y en otras redes basadas en contención. En las redes basadas en FAMA, la comunicación de datos desde un nodo o estación de transmisión hasta un nodo de recepción, bloquea temporalmente cualquier transmisión de otros nodos de red que potencialmente pudieran llegar a oír la comunicación de datos. Esto significa que un nodo tiene primero que verificar la ausencia de otro tráfico, antes de transmitir datos por el medio físico compartido.

- 20 En la actualidad, el IEEE 802.11 facilita la comunicación de salto simple entre nodos o estaciones según un modo establecido de servicio básico independiente. Sin embargo, el soporte multi-salto para el IEEE 802.11 y otras redes basadas en contención, es una característica deseable. Esto se debe a que en una red multi-salto, los nodos que estén entre sí fuera de alcance pueden beneficiarse de los nodos situados en posiciones intermedias que puedan enviar sus mensajes desde la fuente hacia el destino. Un beneficio adicional con el soporte multi-salto consiste en que dividiendo una distancia en múltiples saltos, cada salto experimentará una calidad de recepción de señal significativamente mejorada. Por consiguiente, esto puede ser aprovechado para el uso de una tasa de enlace más alta que bajo determinadas condiciones puede reducir el retardo de extremo a extremo.

- 30 Tradicionalmente, las redes multi-salto han sido asociadas con frecuencia a las llamadas redes *ad hoc*, en las que los nodos son móviles en su mayor parte y no existe infraestructura de coordinación central. Sin embargo, la idea de realizar redes multi-salto puede ser aplicada también cuando los nodos son fijos. Adicionalmente, se puede prever también coordinación central, en particular cuando los nodos son fijos y los canales son robustos. Se pueden prever redes híbridas que incluyan enlaces alámbricos adicionalmente a los enlaces inalámbricos en redes multi-salto.

- 35 El enrutamiento, es decir, el acto de transportar la información desde una fuente hasta un destino a través de uno o más nodos intermedios en una red de comunicación, incluye en general dos tareas básicas: determinar trayectorias de enrutamiento adecuadas y transportar información a través de la red. En el contexto del proceso de enrutamiento, la primera de esas tareas se menciona normalmente como determinación de ruta, y la última de esas tareas se menciona con frecuencia como envío de datos o de paquetes.

- 40 Para la determinación de ruta, una propuesta habitual consiste en extender lo que se conoce como árbol de enrutamiento. El árbol de enrutamiento se calcula normalmente en base a un algoritmo de trayectoria más corta, lo que implica que las trayectorias más cortas determinadas desde los diversos nodos del árbol hasta el nodo de destino, son las llamadas "trayectorias de mínimo o menor coste". En la práctica, el árbol puede ser construido continuamente y actualizado para gestionar las condiciones de movilidad y de cambio de enlace.

- 45 Cuando un nodo particular del árbol desea enviar un paquete en el proceso subsiguiente de envío de paquetes, el nodo se considera como un nodo fuente, y el paquete sigue la trayectoria de enrutamiento determinada desde la fuente hasta el destino. Diferentes nodos pueden enviar paquetes hasta el mismo destino en el tiempo, con lo que diferentes nodos actuarán como nodos fuente y los enviarán a lo largo de sus trayectorias respectivas más cortas. Adicionalmente, puesto que pueden existir múltiples destinos, se pueden generar múltiples árboles, cada uno de ellos implantado en un destino correspondiente.

El envío del paquete es por lo general relativamente directo, mientras que la determinación de la ruta o trayectoria puede ser muy compleja.

- 50 Los protocolos de enrutamiento utilizan por lo general lo que conoce como métrica de enrutamiento como base para evaluar qué trayectoria o ruta será la mejor para un paquete dado, y determinar con ello la trayectoria óptima hasta el destino. En la técnica anterior, muchas métricas diferentes han sido usadas por los algoritmos de enrutamiento para determinar la mejor ruta, o al menos una ruta adecuada.

Una métrica clásica de salto por cable resulta inadecuada en un entorno inalámbrico, debido básicamente a que no refleja la dependencia de la calidad del enlace con respecto a la distancia. Un ejemplo de métrica por cable de

menos uso en situaciones inalámbricas, encontrada aún de manera frecuente, es una métrica de conteo de salto simple, en la que el coste de enlace ΔC_{ij} desde el nodo v_i hasta el v_j se define como $\Delta C_{ij} = 1$.

Otra métrica que ha sido sugerida en la literatura investigada se basa en la distancia física entre dos nodos, por ejemplo $\Delta C_{ij} = \text{Distancia}_{ij}$.

- 5 Un mejor ejemplo adecuado para un entorno de radio consiste en utilizar la tasa de enlace media estimada y definir el coste de enlace como la inversa de la tasa media de enlace, es decir $\Delta C_{ij} = 1/\bar{r}_{ij}$, suponiendo capacidades de adaptación de tasa. Esta métrica puede ser apreciada de dos maneras. En primer lugar, para un paquete de tamaño fijo, procura ofrecer trayectorias de retardo mínimo (suponiendo que el retardo de cola de espera en la red sea despreciable). Sin embargo, en el contexto de un esquema multi-salto con una fase de datos de tamaño fijo (con un número variable de paquetes en una fase de datos dependiendo de la adaptación de tasa), ofrece la utilización de recurso de mínimo tiempo a lo largo de una trayectoria. La métrica de enlace basada en tasa media puede ser estimada mediante la capacidad de Shannon clásica:

$$\bar{r}_{ij} = B \cdot E \left(\log_2 \left(1 + \frac{G_{ij} P_i}{\sigma_N^2} \right) \right), \quad (1)$$

- 15 en la que B es el ancho de banda (puede ser despreciado si se utiliza solamente un ancho de banda común en todo el sistema), $E\{\dots\}$ es el valor esperado, P_i es la potencia de transmisión del nodo v_i (la cual puede ser fija o determinada mediante algún otro mecanismo), σ_N^2 es el nivel de ruido (en el nodo v_i) y G_{ij} es la ganancia media de enlace. El término σ_N^2 podría incluir también potencialmente interferencia media, modelada como ruido gaussiano complejo, aparte del ruido del receptor.

- 20 Según otro ejemplo más, resulta adecuada para un entorno de radio la inversa de la ganancia media de enlace, es decir, $\Delta C_{ij} = G_{ij}^{-1}$. Esta métrica proporciona grandes valores (con potencia media fija) de SNR (Relación de Señal respecto a Ruido) del receptor, y rutas de mínima potencia (con control de potencia). Ésta no es una mala métrica, pero puede conducir a una situación en la que los paquetes experimenten grandes retrasos (principalmente debido a que no reflejan la capacidad de un enlace apropiadamente).

- 25 Utilizando la capacidad de Shannon para el caso de métrica de ganancia inversa que se ha descrito en lo que antecede, se aprecia que corresponde a enrutamiento de mínima potencia con una tasa de enlace objetivo $\bar{r}_{ij}^{(\text{Objetivo})}$ dada. La potencia mínima se determina entonces como:

$$P_i = \left(2^{\frac{\bar{r}_{ij}^{(\text{Objetivo})}}{B}} - 1 \right) \frac{\sigma_N^2}{G_{ij}} \quad (2)$$

- 30 Aunque los costes de enlace y las métricas de enrutamiento de la técnica anterior trabajan bastante bien para diversas redes de comunicaciones inalámbricas, no están adaptados a las características específicas de bloqueo de nodos presentes en IEEE 802.11 y en otras redes de comunicaciones basadas en contención o en FAMA.

- 35 El documento WO 03/071751 A1 presenta una verdadera integración de funciones de capa cruzada sobre varias capas de protocolo dentro de una red, proporcionando una propuesta unificada al aprovisionamiento de QoS en una red multi-salto. Las conexiones se determinan mediante optimización integrada de una función objetivo dada con respecto a parámetros de conexión sobre al menos tres capas de protocolo dentro de la red. Se puede considerar la incorporación de parámetros físicos junto con restricciones de interferencia diseñadas apropiadamente.

Sumario

Existe, por tanto, una gran necesidad de una métrica de coste de enlace y de enrutamiento que esté adaptada a las especificidades de la 802.11 WLAN y de otras redes basadas en contención o en FAMA con el fin de facilitar un uso eficiente de soporte multi-salto (enrutamiento) en tales redes de comunicaciones.

- 40 La presente invención subsana estos y otros inconvenientes de las disposiciones de la técnica anterior.

Un objeto general de la presente invención consiste en proporcionar un enrutamiento perfeccionado en redes multi-salto inalámbricas o al menos parcialmente inalámbricas. En particular, resulta deseable proporcionar un rendimiento más elevado y un retardo reducido en tales redes.

- 45 Un objeto de la invención consiste en proporcionar una selección de ruta o determinación de ruta mejoradas con el uso de métricas de enrutamiento incrementadas.

Un objeto específico consiste en proporcionar un método y una disposición mejorados para determinar el coste de enlace para enrutamiento en una red multi-salto basada en contención.

También es un objeto específico proporcionar un método y una disposición para la determinación de ruta en base a determinación de coste de enlace incrementada en dicha red.

- 5 Otro objeto específico consiste en proporcionar un método y una disposición para enrutamiento en base a determinación de coste de enlace incrementada.

Estos y otros objetos se han alcanzado mediante la invención según se define en las reivindicaciones de patente que se acompañan.

- 10 De forma resumida, la presente invención incluye la determinación de costes de enlace y el uso de tales costes de enlace en la determinación de ruta y el envío de datos en redes de comunicación basadas en contención.

- 15 El coste de enlace de la presente invención está adaptado a las características particulares de tales redes de comunicación basadas en contención, en las que los datos que se envían entre nodos de red comunicantes bloquean los nodos contiguos e impiden con ello que estos nodos contiguos accedan al medio físico compartido durante el envío de los datos actuales. En redes basadas en contención, los nodos compiten por los medios físicos compartidos. Esto significa que un nodo de red solamente puede transmitir datos cuando el medio está libre y despejado de señales. Por consiguiente, un nodo de red de transmisión bloqueará, de ese modo, otros nodos que alcancen a oír o que detecten la transmisión, y por lo tanto impedirá temporalmente que estos nodos bloqueados transmitan datos.

- 20 De acuerdo con la presente invención, típicamente, no solo el nodo de red que ha de enviar datos tiene el potencial de bloquear el nodo contiguo, sino que también el nodo que está previsto que los reciba puede bloquear otros nodos. Esto se debe a que el envío de datos no es típicamente una transmisión unidireccional, sino que lo más frecuente es que vaya precedido y/o seguido de un intercambio de tráfico de control, en el que ambos nodos participantes pueden transmitir y recibir realmente datos. Por ejemplo, en algunas redes de comunicación, el envío de datos de carga útil puede ir precedido por un mensaje de petición de envío mandado por el nodo que tiene que
- 25 enviar los datos de carga útil. El nodo de recepción previsto contesta con un mensaje de libre para el envío y a continuación se llevará a cabo, en primer lugar, el envío de carga útil real. Adicionalmente, una vez que el proceso de envío ha sido completado con éxito, el nodo receptor puede contestar con un mensaje de reconocimiento (ACK), o contestar con un mensaje de no reconocimiento si el envío de datos no tuvo éxito.

- 30 Como consecuencia, de acuerdo con la presente invención, la determinación de un coste de enlace para un enlace inalámbrico entre un par de nodos de red está basada, al menos parcialmente, en un número total estimado de nodos (contiguos) que son o podrían ser bloqueados si se envían los datos por el enlace inalámbrico.

- 35 La estimación del número de nodos bloqueados puede ser llevada a cabo mediante la determinación de un primer conjunto de nodos que podrían ser bloqueados si un primer nodo del par de nodos transmite datos (por ejemplo, el mensaje de petición de envío y los datos de carga útil) por el enlace inalámbrico hasta un segundo nodo del par de nodos. De manera similar, se proporciona también el segundo conjunto de nodos que podría ser bloqueado si el segundo nodo transmite datos (por ejemplo, mensajes de listo para el envío y de ACK) por el enlace hasta el primer nodo. La unión de estos dos conjuntos puede ser determinada a continuación para obtener un conjunto combinado de nodos bloqueados. El coste de enlace puede ser determinado entonces en base al cálculo del número cardinal del conjunto combinado.

- 40 El coste de enlace puede ser utilizado, con preferencia junto con un algoritmo de trayectoria más corta, para realizar una determinación de ruta en la red inalámbrica basada en contención. La ruta así determinada puede ser empleada para enviar datos desde un nodo fuente hasta un nodo de destino a través de la red.

- 45 El coste de enlace adaptado a contención de la invención, minimizará el número acumulado de nodos realmente bloqueados a lo largo de una trayectoria y permitirá que más nodos de la red se encuentren normalmente activos. Como consecuencia, se incrementará la capacidad total de la red.

- 50 El coste de enlace para un enlace inalámbrico puede estar basado únicamente en el número estimado de nodos bloqueados según se ha descrito en lo que antecede. Sin embargo, se pueden emplear también otros parámetros. Por ejemplo, se pueden usar datos de calidad de enlace en la determinación de coste de enlace, por ejemplo en forma de estimación de un margen de calidad normal (Relación de Señal respecto a Ruido) para el enlace inalámbrico relevante. En ese caso, los enlaces que observen una alta calidad de enlace se verán favorecidos en comparación con los enlaces de baja calidad.

- 55 En una realización preferida, se utiliza una duración de transmisión esperada para el envío de datos, con preferencia normalizada por bit, junto con el número estimado de nodos bloqueados en la determinación de coste de enlace. Incorporando la duración de comunicación con el número de nodos bloqueados, el coste de enlace ayuda a encontrar una trayectoria, durante la determinación de ruta, que evita exposiciones de bloqueo largas así como esfuerzos por minimizar el número de nodos bloqueados. Aparte de ofrecer una trayectoria heurísticamente buena,

es decir con pocos saltos y bajo retardo, el uso combinado de nodos bloqueados y duración de transmisión permite producir una trayectoria heurísticamente próxima de mínimo retardo.

Cada nodo de la red genera y actualiza con preferencia el conjunto o la lista de nodos contiguos que podrían ser bloqueados en caso de que el nodo envíe datos a otro nodo. Los nodos pueden comunicar sus conjuntos a nodos contiguos. Cada nodo determina entonces la unión de su propio conjunto con cada uno de los conjuntos recibidos para obtener el número estimado de nodos que podrían ser bloqueados si el nodo envía datos a los nodos contiguos.

En una implementación alternativa, un nodo en sí mismo compila los conjuntos de nodos bloqueados respecto a sus nodos contiguos mediante identificación, respecto a un nodo contiguo dado, de los nodos que están capacitados para comunicar con este nodo contiguo dado. Esta identificación puede ser realizada oyendo y captando los mensajes enviados a, y desde, un nodo dado y leyendo las cabeceras de mensaje que contienen las direcciones del transmisor y del receptor.

También es posible una solución centralizada, en la que una unidad dedicada de la red recibe la información de los conjuntos de nodos bloqueados procedente de los nodos de la red y calcula la unión de cada uno de tales pares de conjuntos procedentes de nodos contiguos.

En una realización preferida, el conjunto combinado según se obtiene al tomar la unión de dos conjuntos, incluye también los (dos) nodos que participan en el envío de datos. Esto significa que si el nodo que tiene los datos de carga útil que se va a enviar pudiera, si se envían los datos, bloquear siete nodos y el nodo que es el receptor previsto de los datos pudiera bloquear cinco nodos, el primer conjunto podría incluir los identificadores de los siete nodos y el segundo conjunto podría incluir los identificadores de los cinco nodos. Podría ser posible que, por ejemplo, tres de los nodos encontrados en el primer conjunto estén también presentes en el segundo conjunto, es decir, esos tres nodos pueden ser bloqueados por ambos nodos comunicantes. El número cardinal de la unión del primer y segundo conjuntos podría ser entonces nueve y no doce. Si se relacionaran también los dos nodos comunicantes, el número sería en este caso once.

La presente invención está ventajosamente adaptada para redes basadas en Acceso al Medio por Adquisición de Suelo (FAMA), tal como las redes inalámbricas de área local IEEE 802.11, en las que los nodos pueden ser bloqueados debido a un mecanismo de detección de portadora tanto física como virtual. Sin embargo, la invención puede ser aplicada también a otras redes basadas en contención, en las que el envío de datos bloqueará nodos contiguos dentro del rango de comunicación y/o de interferencia/detección desde los nodos comunicantes.

La invención ofrece las siguientes ventajas:

- Especialmente adaptada a las características de redes de comunicación basadas en contención;
- Permite una implementación eficiente de enrutamiento multi-salto en redes basadas en contención;
- Minimiza el número acumulado de nodos bloqueados a lo largo de una trayectoria en una red inalámbrica multi-salto;
- Permite que más nodos de red estén simultáneamente activos durante el envío de datos y permite una alta capacidad de red;
- Óptima selección de ruta al encontrar trayectorias con pocos saltos y bajo retardo, y
- Generalmente aplicable a cualquier protocolo de enrutamiento.

Otras ventajas ofrecidas por la presente invención podrán ser apreciadas con la lectura de la descripción que sigue de las realizaciones de la invención.

Breve descripción de los dibujos

La invención, junto con otros objetos y ventajas adicionales de la misma, podrá ser mejor comprendida haciendo referencia a la descripción que sigue tomada junto con los dibujos que se acompañan, en los que:

Las Figuras 1A a 1D ilustran esquemáticamente los principios de una red de comunicación inalámbrica que emplea accesos múltiple por sentido de portadora con evitación de colisión e intercambio de mensajes de petición de envío y de listo para el envío;

Las Figuras 2A a 2D ilustran esquemáticamente formatos de trama posibles para los mensajes intercambiados entre los nodos de red en las Figuras 1A a 1D;

La Figura 3 ilustra esquemáticamente los principios en los que se basa la detección de canal físico y virtual en el bloqueo de nodos de red;

La Figura 4 ilustra esquemáticamente los principios en los que se basa la detección de canal virtual en el bloqueo de nodos de red cuando se emplea fragmentación;

La Figura 5 es un diagrama de flujo que ilustra una realización de un método de determinación de un coste de enlace para enrutamiento de acuerdo con la presente invención;

- 5 La Figura 6 es una vista general esquemática de una red de comunicación inalámbrica en la que pueden ser aplicadas las enseñanzas de la presente invención;

La Figura 7 es un diagrama de flujo que ilustra una etapa adicional del método de la Figura 5, en el que se emplea el coste de enlace determinado para realizar determinación de ruta;

- 10 La Figura 8 es un diagrama de flujo que ilustra una etapa adicional del método de la Figura 7, en el que los datos son enviados de acuerdo con la determinación de ruta;

La Figura 9 ilustra esquemáticamente el envío por paquetes entre un nodo fuente y un nodo de destino en una red de comunicaciones inalámbricas de acuerdo con la presente invención;

La Figura 10 es una ampliación de una porción de la red de comunicaciones ilustrada en la Figura 9:

- 15 La Figura 11 es un diagrama que ilustra una realización de la etapa de estimación del método de la Figura 5 con mayor detalle;

La Figura 12 es un diagrama de flujo que ilustra una realización de las etapas de determinación de conjunto del método de la Figura 11 con mayor detalle;

La Figura 13 ilustra esquemáticamente una lista de nodos bloqueados por un nodo de red en una red de comunicaciones inalámbricas de acuerdo con la presente invención;

- 20 La Figura 14 es un diagrama de flujo que ilustra una realización de la etapa de determinación de coste de enlace del método de la Figura 5 con mayor detalle;

Las Figuras 15A y 15B son árboles de trayectorias más cortas obtenidos de acuerdo con dos realizaciones de la presente invención;

- 25 La Figura 16 es un diagrama esquemático de bloques de un nodo de red que comprende una disposición para determinar un coste de enlace, una disposición para una determinación de ruta basada en coste de enlace, y una disposición para el enrutamiento de datos en base a coste de enlace de acuerdo con la presente invención, y

La Figura 17 es un diagrama esquemático de bloques de una realización del estimador de número de nodos de la Figura 16.

Descripción detallada

- 30 A través de los dibujos, se utilizarán los mismos caracteres de referencia para los elementos correspondientes o similares.

- 35 La presente invención se refiere a enrutamiento inalámbrico en redes de comunicación inalámbricas, o al menos parcialmente inalámbricas, en las que la transmisión de datos por parte de un nodo de red bloquea temporalmente, o impide que otros nodos que oigan o detecten la transmisión de datos, accedan al medio compartido y transmitan datos. Un primer aspecto de la invención va dirigido a la determinación de un coste de enlace para enrutamiento que sea aplicable, y que esté adaptado, a las características de tales redes de comunicación. En un segundo aspecto de la invención, el coste de enlace determinado se emplea para llevar a cabo la determinación de ruta en las redes de comunicación. Un tercer aspecto de la invención se refiere a enrutamiento de datos en base al coste de enlace en esas redes de comunicación.

- 40 Con el fin de facilitar la comprensión de la presente invención, se presenta en primer lugar en la presente memoria una discusión de las características de las redes de comunicación en las que se implementa la presente invención, seguida de una introducción de enrutamiento de datos.

Descripción de red

- 45 La presente invención está adaptada en particular y es adecuada para ser implementada en una red de comunicación inalámbrica, o al menos parcialmente inalámbrica, basada en contención, es decir, redes del tipo de las que emplean un acceso a los medios basado en contención. En estas redes, las estaciones y los nodos de red compiten o contienden por los medios físicos compartidos. Esto significa que un nodo de red puede únicamente transmitir datos cuando los medios están libres y expeditos de señales. En consecuencia, un nodo de red de transmisión bloqueará, de ese modo, otros nodos que oigan o detecten la transmisión, y por lo tanto impedirá

temporalmente que estos nodos bloqueados accedan a los medios y comuniquen datos hasta que la transmisión se haya completado.

Un ejemplo típico de tal acceso al medio basado en contención es el esquema de Acceso al Medio/Múltiple por Adquisición de Suelo (FAMA). Esta clase de protocolo de acceso, que adquiere un "suelo" o bloquea de forma equivalente un conjunto de nodos en cuanto a la utilización del medio, tiene parientes muy cercanamente relacionados, incluyendo aunque sin limitación el Acceso Múltiple con Evitación de Colisión (MACA) y el Control de Acceso a Medios Inalámbricos de Función Distribuida (DFWMAC). El DFWMAC se utiliza en IEEE 802.11 y se conoce entonces como Función de Coordinación Distribuida (DCF). Comunes a todos estos esquemas de acceso al medio son los basados en Acceso Múltiple por Sentido de Portadora (CSMA). El CSMA es un protocolo de Control de Acceso al Medio (MAC) no determinístico, en el que un nodo de red verifica la ausencia de otro tráfico con anterioridad a transmitir por el medio físico compartido.

El método de acceso de CSMA se utiliza con frecuencia en combinación con mecanismos de Evitación de Colisión (CA) en forma de Sentido de Portadora (CS), el cual se refiere al hecho de que un nodo de red escucha las señales portadoras antes de intentar el envío. Esto significa que el nodo trata de detectar la presencia de una señal codificada procedente de otros nodos de la red antes de intentar transmitir. Si se detecta una señal portadora, el nodo espera a que la transmisión en curso termine antes de iniciar su propia transmisión de datos. El concepto de CS se divide típicamente en dos mecanismos de CS diferentes, indicados como CS lógico y CS virtual.

De acuerdo con el mecanismo de CS físico, un nodo de red investiga de forma continuada o intermitente si el medio físico está ocupado. En este contexto, un nodo de red considera típicamente al medio como ocupado y se contendrá de transmitir datos si se excede un nivel observado de sensibilidad de potencia. Por ejemplo, si el nodo detecta un nivel de potencia de señal en el medio que supera un umbral de señal mínimo, indicado típicamente como nivel de Evaluación de Claridad de Canal (CCA) en algunas redes de comunicación, el medio se considera como ocupado. Alternativamente, el medio se considera ocupado si la interferencia experimentada por el nodo de red excede un umbral mínimo de interferencia. En cualquier caso, si el nodo considera el medio físico como ocupado, se contiene de enviar datos y se considera como ocupado de acuerdo con la presente invención.

El protocolo de CSMA/CA reduce con frecuencia la probabilidad de colisiones entre nodos que comparten el medio utilizando un tiempo de back off aleatorio después de que el mecanismo de detección física del nodo indique un medio libre.

Los principios de este esquema de CSMA/CA serán ilustrados con referencia a la Red de Área Local Inalámbrica (WLAN) de IEEE 802.11 que opera en un modo de Conjunto de Servicio Básico Independiente (IBSS) (menos infraestructura o *ad hoc*). La WLAN de IEEE 802.11 emplea el esquema de DCF mencionado anteriormente. Existen dos modos de operación de esquema de acceso de canal en la DCF, uno basado en CSMA/CA y uno CSMA/CA que incluyen un intercambio de mensajes de Petición de Envío/Listo para el Envío (RTS/CTS). Un atributo de Base de Información de Gestión (MIB) *dot11RTSUmbral* se utiliza para diferenciar el uso de los dos. Las Unidades de Datos de Protocolo de MAC (MPDUs) más cortas que el umbral se envían sin RTS/CTS, mientras que las MPDUs más largas son enviadas con RTS/CTS. El enfoque en este caso es el mecanismo de CSMA/CA basado en RTS/CTS que permite la mitigación de estaciones ocultas y con ello proporciona en general un uso más eficiente del medio inalámbrico, al menos para paquetes moderadamente grandes. Sin embargo, esto podría ser considerado simplemente como un ejemplo ilustrativo, pero no limitativo, de acuerdo con la presente invención.

Las Figuras 1A a 1D ilustran esquemáticamente una porción de una red 1 inalámbrica basada en contención que emplea CSMA/CA basados en RTS/CTS y CS físico. En estas Figuras, los datos de carga útil van a ser enviados desde un primer nodo 10 hasta un segundo nodo 20 por un enlace inalámbrico. El primer nodo 10 tiene un rango de transmisión dado que encierra un área 15. Otros nodos 30, 50 de red presentes dentro de esta área detectarán el envío de datos de la transmisión 10 y serán en consecuencia bloqueados por tal envío de datos. En correspondencia, el segundo nodo 20 tiene un rango de transmisión dado que encierra un área 25, que puede diferir en tamaño y forma si se compara con el área 15 de bloqueo del nodo 10 de transmisión. Esto significa que otros nodos 40, 50 de red presentes dentro de esta área 25 de bloqueo resultarán bloqueados si el segundo nodo 20 transmite datos por el enlace inalámbrico del primer nodo 10. Según resulta claramente evidente a partir de las Figuras, algunos nodos 50 de red pueden ser realmente bloqueados por ambos primero 10 y segundo 20 nodos, mientras que otros nodos 60 no están presentes dentro del área 15, 25 de bloqueo de ninguno de los dos nodos 10, 20 y, en consecuencia, no serán bloqueados por ninguno de los nodos 10, 20 relevantes.

En la exposición que antecede, se ha proporcionado un mecanismo (CS físico) de determinación de si un nodo está o no bloqueado, es decir bloqueado si el nodo está dentro de rango de interferencia de un transmisor. Sin embargo, en otras redes de comunicación se pueden usar otras definiciones y mecanismos de determinación de nodo de bloqueo. Realmente, es incluso posible que múltiples mecanismos de bloqueo "paralelos" puedan estar presentes en una red de comunicación dada, lo que se va a ilustrar en lo que sigue con el uso combinado de CS físico y virtual. En tal caso, un nodo de red se define como bloqueado de acuerdo con la presente invención si está bloqueado de acuerdo con al menos uno de estos múltiples mecanismos de bloqueo.

En la Figura 1A, el primer nodo 10 tiene datos de carga útil en su memoria intermedia de transmisión que desea enviar al segundo nodo 20. El envío de datos empieza con el primer nodo 10 enviando un mensaje de RTS al segundo nodo 20. Esta transmisión de RTS es detectada por los nodos 30, 50 de red, los cuales resultarán, así, temporalmente bloqueados. En la Figura 1B, el segundo nodo 20 devuelve un mensaje de CTS que bloqueará el nodo 50 de red que ya fue bloqueado por el mensaje de RTS anterior, y el nuevo nodo 40. En respuesta a la recepción del mensaje de CTS, el primer nodo 10 de red puede transmitir ahora los datos de carga útil al segundo nodo 20 en la Figura 1C. Esta transmisión de carga útil puede bloquear los mismos nodos 30, 50 de red que la transmisión de RTS anterior. Sin embargo, debido por ejemplo a diferentes condiciones de radio, tal como a condiciones de desvanecimiento habituales, los niveles de potencia de transmisión empleados y los cambios de topología, debido a la movilidad de los nodos 10, 20, 30, 40, 50, 60, los nodos 30, 50 bloqueados por esta transmisión de carga útil pueden diferir de los nodos 30, 50 bloqueados por la transmisión de RTS anterior. Si el segundo nodo 20 pudiera recibir con éxito y descodificar los datos de carga útil, devuelve un mensaje de reconocimiento (ACK) en la Figura 1D que bloqueará, en la Figura, los mismos nodos 40, 50 que el anterior mensaje de CTS. Sin embargo, el principio discutido en lo que antecede para el bloqueo de los datos de carga útil frente al RTS se aplica al bloqueo del ACK frente al CTS.

En las Figuras 1A a 1D, el nodo 40 de red es un nodo oculto para el primer nodo 10 y es informado por la intención del primer nodo 10 de transmitir a través del mensaje de CTS recibido desde el segundo nodo 20. Como consecuencia, el nodo 40 de red no transmitirá y perturbará la recepción en curso por el segundo nodo 20. Los nodos 30 y 50 retrasarán, de una manera similar, el acceso al canal al oír el RTS y/o el CTS, mientras que el nodo 60 de red puede transmitir como si no hubiera oído la trama de RTS o de CTS.

En la presente descripción, la expresión “nodo de transmisión” se refiere al nodo de red que tiene datos de carga útil que va a enviar a un nodo de recepción. Según se ha ilustrado en las Figuras 1A a 1D, en las que el primer nodo 10 tiene el papel de nodo de transmisión y el segundo nodo 20 es el nodo de recepción, tal transmisión de carga útil puede inducir realmente al envío de otros mensajes (RTS, CTS, ACK). En esta comunicación inducida, el nodo de transmisión puede recibir realmente datos y el nodo de recepción puede transmitir realmente datos. Sin embargo, el concepto de nodo de transmisión/recepción según se define y se emplea en la presente memoria, puede referirse a la transmisión de carga útil y de otros datos “útiles”.

Las Figuras 2A a 2D ilustran el formato de trama para las tramas de RTS 70, de CTS 71, de carga útil 72 y de ACK 73 según se utilizan en IEEE 802.11. La trama de RTS 70 comprende un campo 74 de control de trama, un campo 75 de duración, un campo 77 de Dirección de Transmisor (TA), un campo 76 de Dirección de Receptor (RA) y una Secuencia de Comprobación de Trama (FCS) 78, véase la Figura 2A. Las tramas de CTS 71 y de ACK 73, asimismo, comprenden campos de control 74, duración 75, RA 76 y FCS 78 de trama, véanse las Figuras 2B y 2C. Finalmente, la trama de carga útil 72 de la Figura 2C contiene el campo 74 de control de trama, el campo 75 de duración, cuatro campos 79, 80, 81, 83 de dirección, un campo 82 de control de secuencia, un cuerpo de trama 84 y el campo 78 de FCS. Las porciones de estas tramas 70, 71, 72, 73 que son particularmente interesantes desde el punto de vista de la presente invención son el campo 75 de duración y los campos 76, 77, 79-83 de dirección, los cuales se discuten con mayor detalle en lo que sigue.

Según conocen los expertos en la materia, los campos 75 de duración contienen un valor de duración que se emplea para proporcionar un mecanismo de evitación de colisión adicional al CS físico, en especial al CS virtual. Los valores de duración reflejan el momento esperado en el que la comunicación entre los nodos de transmisión y recepción se ha completado. Los mecanismos en los que se basa este CS virtual van a ser estudiados brevemente con referencia al intercambio de trama representado en la Figura 3.

En la Figura 3, las dos líneas superiores indican las ocasiones de transmisión del nodo de transmisión, el cual envía una trama de RTS 70 y una trama de carga útil 72, y del nodo de recepción, el cual devuelve una trama de CTS 71 y una trama de ACK 73. Cuando las tramas 70, 71, 72 son recibidas (oídas) por nodos de red distintos de los previstos, se establece lo que se conoce como Vector de Asignación de Red (NAV) de acuerdo con el valor de duración indicado en la trama 70, 71, 72 oída. Esto significa que un nodo de red que oiga y descodifique, por ejemplo, la trama de RTS 70, extraerá el valor de duración incluido en la trama y establecerá su NAV en base a este valor de duración. Según resulta claramente evidente a partir de la Figura 3, los valores de duración de las tramas de RTS 70, de CTS 71 y de carga útil 72 son típicamente diferentes, reflejando que las tres tramas 70, 71, 72 son transmitidas secuencialmente. Esto se debe a que un nodo de red que oye debe ser bloqueado y aplazado su acceso a los medios hasta que el envío de datos se haya completado, con independencia de si el nodo de red oye la trama de RTS 70 o una de las tramas de CTS 71 y de carga útil 72. Esto significa que el valor de duración y el NAV asociado a la trama de RTS 70 son típicamente más grandes que el valor y el NAV relacionados con la trama de CTS 71 y la carga útil 72. La última trama 72 tiene valores de duración y NAV asociados que, a su vez, son típicamente más pequeños que los de la trama de CTS 71.

La trama de CTS 71 se envía con preferencia con la misma tasa de enlace que la trama de RTS 70, y la trama de ACK 73 se envía con preferencia con la misma tasa de enlace que la trama de carga útil 72. La ventaja de este procedimiento consiste en que permite que el nodo de transmisión calcule el valor de duración con anterioridad a la transmisión de RTS.

Las dos líneas inferiores representan nodos bloqueados, los cuales pueden estar bloqueados debido a la detección de portadora física y/o a la detección de portadora virtual. Según se ha ilustrado en relación con la más superior de estas dos líneas inferiores, una vez que un nodo oye uno de los mensajes 70, 71, 72 de datos, extrae el valor de duración y envía su vector NAV en base al valor de duración extraído. El vector NAV establecido impedirá que el

5 nodo que oye acceda a los medios hasta que el envío de datos entre el nodo de transmisión y el de recepción se haya completado y el canal quede libre.

Según conocen los expertos en la materia, los nodos de por ejemplo una red basada en IEEE 802.11 comprueban continuamente si el medio está ocupado y si se puede realizar un acceso a los medios. En esta detección de portadora física, un nodo no podrá, por supuesto, acceder a los medios si detecta envío de señales en los medios. Adicionalmente, el nodo no podrá acceder a un canal ocupado hasta que haya transcurrido un tiempo mínimo, posiblemente fijo, indicado como Espacio Inter-Trama de DCF (DIFS) en el IEEE 802.11, desde el último momento en que el canal estuvo ocupado. Esto ha sido ilustrado esquemáticamente mediante la línea inferior de la Figura 3.

10

Este principio de bloqueo y uso de RTS/CTS puede ser aplicado también a fragmentación de datos de carga útil, lo cual resulta evidente a partir de la Figura 4. Cada fragmento 72-0 a 72-2 de carga útil está asociado a una trama 73-0 a 73-2 de ACK respectiva. Los fragmentos 72-0 a 72-2 de carga útil y los ACK 73-0 a 73-2 actúan como RTS y CTS implícitos. Los fragmentos adicionales pueden ser indicados mediante un bit (campo) en el control de trama de los fragmentos (número de referencia 74 en la Figura 2C), permitiendo que el nodo de recepción determine el número restante de fragmentos que se espera que sean recibidos.

15

La exposición que antecede ilustra, de ese modo, una red de comunicación en la que el envío de datos bloquea los nodos que oyen (CS virtual) y/o los nodos que están capacitados para detectar el envío de datos (CS físico). Sin embargo, esto podrá ser visto simplemente como un ejemplo ilustrativo de una técnica para determinar y definir si un nodo está o no bloqueado. La presente invención puede ser aplicada, por lo tanto, a cualquier red de comunicación que tenga un mecanismo de bloqueo y no se limita a redes basadas en CS virtual/físico y en IEEE 802.11.

20

Enrutamiento de datos

La invención es aplicable en general a cualquier protocolo de enrutamiento, con independencia de la implementación, incluyendo ambos algoritmos de enrutamiento distribuido y centralizado, enrutamiento salto a salto así como enrutamiento fuente, enrutamiento de estado de enlace y enrutamiento de vector de distancia (mencionado también a veces como basado en algoritmo de Bellman-Ford), enrutamiento proactivo o reactivo, enrutamiento plano o jerárquico, enrutamiento de trayectoria simple y multi-trayectoria, así como las variaciones y combinaciones de los mismos.

25

Para más información sobre técnicas de enrutamiento, especialmente en redes inalámbricas *ad hoc*, se puede hacer referencia a [1].

En enrutamiento fuente se supone normalmente que el nodo de extremo fuente determina la ruta completa. Los nodos intermedios actúan entonces simplemente como unidades de almacenamiento y envío, que envían mecánicamente el paquete hasta el siguiente nodo en la trayectoria al nodo de destino.

35

En enrutamiento de salto a salto, cada nodo determina y mantiene básicamente una tabla de ruta con información, para cada uno de un número de destinos, de un nodo preferido de siguiente salto. Cuando un nodo recibe un paquete (carga útil), envía el paquete al siguiente nodo de salto en base a la información sobre el destino del paquete. El proceso de envío continúa de nodo en nodo hasta que el paquete alcance el destino.

Los nodos de red pasan información de enrutamiento y mantienen sus tablas de enrutamiento mediante la transferencia de varios mensajes de información de enrutamiento. La información de enrutamiento varía naturalmente dependiendo del esquema de enrutamiento particular utilizado.

40

Los esquemas de enrutamiento de salto a salto se clasifican normalmente en dos clases principales, en especial algoritmos de estado de enlace y de vector de distancia. Los algoritmos de estado de enlace inundan con información de enrutamiento todos los nodos (sin embargo, también existen soluciones que inundan solamente parte de la red), pero cada nodo envía entonces solamente información que describe el estado de sus propios enlaces. Los algoritmos de vector de distancia, por otra parte, están basados en el intercambio de información de coste de enrutamiento solamente entre nodos contiguos.

45

La manera en que se determinan y actualizan las tablas de enrutamiento puede variar de un esquema de enrutamiento a otro. Sin embargo, un objetivo común consiste normalmente en encontrar la trayectoria que sea óptima en algún sentido, según se ha mencionado en la sección de antecedentes.

50

Para una mejor comprensión de la invención, puede ser útil proporcionar una breve visión general de un ejemplo de un tipo de algoritmo de enrutamiento comúnmente utilizado. Se debe entender, sin embargo, que la invención no se limita al mismo.

Una propuesta clásica consiste en extender lo que se conoce como un árbol multi-salto de trayectoria más corta entre un nodo fuente y un nodo de destino, donde cada enlace está caracterizado por un coste delta (ΔC_{ij}), y a cada nodo se asigna un coste acumulado para alcanzar el destino a lo largo de la trayectoria más corta determinada. Debe quedar claro que la expresión “trayectoria más corta” corresponde normalmente a una trayectoria de coste mínimo, lo que enfatiza que la trayectoria o ruta es una trayectoria que ofrece el coste mínimo con respecto a alguna métrica de coste particular.

El algoritmo de trayectoria más corta de Bellman-Ford será usado como ejemplo de un algoritmo de trayectoria más corta en lo que sigue, aunque el algoritmo de Dijkstra, o cualquier otro algoritmo de enrutamiento para ese tema, podría ser utilizado igualmente. El algoritmo de Bellman-Ford ha jugado un papel central en redes alámbricas tal como en Internet, pero también tiene una importante función en redes multi-salto inalámbricas. En una implementación habitualmente preferida, el algoritmo de Bellman-Ford proporciona determinación de trayectoria más corta de una manera distribuida y “no coordinada” y garantiza convergencia dentro de un período de tiempo finito en base al intercambio de información de coste de enrutamiento entre nodos contiguos.

Para el algoritmo de Bellman Ford, el coste C_i de un nodo v_i para cada destino d de un conjunto dado de destinos, puede ser así determinado mediante la ecuación distribuida de Bellman Ford:

$$C_i^{(d)} = \min_{\forall j \in M_i} \{ \Delta C_{ij} + C_j^{(d)} \}, \quad (3)$$

en la que $v_j \in M_i$ es el índice contiguo de nodos contiguos perteneciente al nodo v_i , C_j es el coste para que el v_j contiguo alcance el destino d , y ΔC_{ij} es el coste para ir desde el nodo v_i al v_j (es decir, el coste para un salto, o el coste de enlace).

El número de iteraciones puede estar limitado a un número entero, limitando con ello superiormente el número de saltos, por ejemplo a un máximo de dos saltos.

Según se ha mencionado anteriormente, el algoritmo de Bellman-Ford se implementa fácilmente de una manera distribuida. Un árbol multi-salto entre fuente y destino en una red multi-salto, se construye y se define en base a la información de coste de enrutamiento distribuida en la red. En la práctica, los nodos contiguos intercambian listas de enrutamiento. Cada lista de enrutamiento contiene múltiples entradas, donde cada entrada especifica un nodo de destino, así como una indicación de un próximo nodo de salto. La lista de enrutamiento se envía típicamente en un paquete, indicado a veces como paquete de Hola.

Un nodo que recibe una lista de enrutamiento comprueba si alguna de las entradas ofrece una ruta más óptima que la indicada en la lista de los propios nodos. Con frecuencia, se incluyen fechadores o números de secuencia conjuntamente en la entrada para asegurar que el nuevo coste de información no es información de estado obsoleta.

Para reducir la sobrecarga de una propuesta distribuida, también es una práctica habitual restringir la información de coste de enrutamiento respecto a su propagación por toda la red. Por ejemplo, se puede permitir un número máximo de saltos, solamente nodos que estén dentro de una zona determinada, o solamente nodos que estén bajo el control de una Estación Base (BS).

Determinación del coste de enlace

Un método de determinación de un coste de enlace para enrutamiento en una red inalámbrica de acuerdo con la presente invención ha sido ilustrado esquemáticamente en el diagrama de flujo de la Figura 5. El método empieza en la etapa S1, en la que se estima el número de nodos que pueden ser bloqueados por el nodo transmisor que transmite datos por un enlace inalámbrico hasta el nodo receptor y/o por el nodo receptor que transmite datos por el enlace inalámbrico hasta el nodo transmisor. Este número refleja, de ese modo, el número total de nodos dentro de la red inalámbrica que son bloqueados si se envían datos durante una sesión de comunicaciones por el enlace inalámbrico entre el nodo de transmisión y el nodo de recepción. Sin embargo, puesto que el envío de carga útil puede ir precedido y seguido por intercambio de datos de control (tramas RTS, CTS, ACK), ambos nodos participantes en la sesión pueden transmitir realmente datos y pueden por lo tanto bloquear potencialmente nodos contiguos. Esto significa que tanto el nodo de transmisión como el nodo de recepción afectan y bloquean a otros nodos. El número total de nodos estimados podría, de ese modo, reflejar potencialmente solo nodos bloqueados por el nodo de transmisión (si el nodo de recepción no bloquea algunos nodos, aparte de sí mismo) o por el nodo de recepción (si el nodo de transmisión no bloquea algunos nodos, aparte de sí mismo), pero con mayor frecuencia los nodos bloqueados por ambos nodos de transmisión y de recepción y los nodos bloqueados por uno de los nodos.

La estimación del número de nodos bloqueados puede ser realizada de forma intermitente, periódicamente, en instantes de tiempo predefinidos y/o en respuesta a un evento de disparo de estimación, lo que se ha ilustrado esquemáticamente mediante la línea L1 en la Figura.

La Figura 6 es una vista general esquemática de una red 1 de comunicación que ilustra el principio de estimación del número de nodos bloqueados. La red 1 incluye un número de nodos de red o estaciones 10, 20, 30, 40, 50, 60, que

pueden comunicar mediante comunicación multi-salto. La red 1 podría ser, por ejemplo, un IBSS de una WLAN de IEEE 802.11. Los nodos de red 10, 20, 30, 40, 50, 60 pueden ser estacionarios o móviles.

En esta Figura, un nodo 10 de transmisión podrá bloquear un primer conjunto 15 de nodos 30, 50 cuando transmite datos por el enlace 12 hasta el nodo 20 de recepción. Adicionalmente, el nodo 20 de recepción podrá asimismo bloquear un segundo conjunto 25 de nodos 40, 50 cuando transmite datos por el enlace 12 hasta el nodo 10 de transmisión. Otros nodos 60 que están fuera del rango de transmisión de los dos nodos 10, 20, es decir que no pertenecen a ninguno del primero 15 o el segundo 25 conjuntos, no serán bloqueados y pueden por lo tanto transmitir datos incluso durante una sesión de comunicación en curso que incluya el nodo de transmisión 10 y el de recepción 20. En esta Figura ilustrativa, el primer conjunto 15 comprende ocho nodos 30, 50, es decir, el nodo 10 de transmisión bloquea ocho nodos 30, 50, mientras que el nodo 20 de recepción bloquea cinco nodos 40, 50, es decir, el segundo conjunto 25 comprende cinco nodos 30, 50. Sin embargo, tres nodos 50 pertenecen a ambos conjuntos 15, 25 y son potencialmente bloqueados por ambos nodos de transmisión 10 y de recepción 20. En consecuencia, el número de nodos bloqueados según se estima en la etapa S1 de la Figura 5 será de diez y no de $9+5=14$.

Aplicando este principio a una red 1 basada en IEEE 802.11, los nodos 30, 50 serán bloqueados por el nodo 10 de transmisión que transmite la trama de RTS y que envía los datos de carga útil al nodo de recepción, y los nodos 40, 50 serán bloqueados por el nodo 20 de recepción que devuelve las tramas de CTS y de ACK. En la Figura, la flecha que representa el enlace 12 inalámbrico entre los nodos 10, 20 comunicantes está dirigida desde el nodo 10 (transmisor) que tiene datos de carga útil que van a ser enviados, y apunta al nodo 20 (receptor) al que los datos de carga útil van a ser enviados. Para una red 1 de ese tipo basada en IEEE 802.11, un nodo 30, 40, 50 se considera como bloqueado si el nodo 30, 40, 50 está capacitado para oír (valor de duración extraído y NAV establecido, CS virtual) o al menos para detectar (potencia o nivel de interferencia excedido, CS físico) la transmisión de datos entre dos nodos 10, 20.

Según se aprecia a partir de la Figura 6, las condiciones de propagación pueden ser tales que no sea necesariamente la distancia desde el nodo 10 de transmisión (o el nodo 20 de recepción) la que induzca nodos bloqueados.

Volviendo a la Figura 5, en una siguiente etapa S2 se determina el coste de enlace para el enlace inalámbrico entre el nodo de transmisión y el nodo de recepción, al menos parcialmente, en base al número total estimado de nodos bloqueados. En una realización, el coste de enlace se basa únicamente en el número estimado de nodos bloqueados. Sin embargo, se puede utilizar también otro criterio en esta determinación de coste de enlace, el cual se discute con mayor detalle en lo que sigue.

Esta determinación de coste de enlace de la etapa S2 puede ser actualizada en base a nuevas mediciones o estimaciones del número de nodos de bloqueo y/o en base a otra información nueva de entrada empleable en el proceso de determinación, que se ha ilustrado esquemáticamente mediante la línea L2.

El método finaliza a continuación.

Determinación de ruta en base a coste de enlace y enrutamiento de datos

El uso de un coste de enlace que se base en el número total de nodos bloqueados de acuerdo con la presente invención, cuando se emplee el coste de enlace en una determinación de ruta y un envío de datos, dará como resultado que los paquetes sean enviados a lo largo de una ruta de la red que minimice el número de estaciones bloqueadas. De ese modo, minimizando el número acumulado de nodos realmente bloqueados a lo largo de una trayectoria, la métrica de la invención permite que más estaciones de la red estén simultáneamente activas. El resultado neto es una capacidad de red más alta.

La Figura 7 es un diagrama de flujo de una etapa adicional al método representado en la Figura 5. El diagrama de flujo combinado que contiene las etapas S1 y S2 de la Figura 5 y la etapa S10 de la Figura 7, define un método de determinación de ruta basado en coste de enlace, de acuerdo con la presente invención.

El método continúa desde la etapa S2 de la Figura 5. En una siguiente etapa S10, la determinación de ruta se realiza, al menos parcialmente, en base al coste de enlace determinado de acuerdo con la presente invención. Empleando un coste de enlace determinado en base al número total de nodos que pueden ser bloqueados cuando se envían datos por el enlace de comunicación, se puede determinar trayectorias óptimas, o al menos apropiadas, para enrutar la información entre diferentes nodos de red para la WLAN de IEEE 802.11 y otras redes basadas en FAMA y en contención.

El método termina a continuación.

La Figura 8 es un diagrama de flujo de una etapa adicional al método de la Figura 7. El diagrama de flujo combinado que contiene las etapas S1 y S2 de la Figura 5, la etapa S10 de la Figura 7 y la etapa S20 de la Figura 8, define un método para enrutamiento de datos basado en coste de enlace en una red multi-salto inalámbrica.

El método continúa desde la etapa S10 de la Figura 7. En una siguiente etapa S20, los datos son enviados desde un nodo dado hasta al menos un nodo contiguo en la trayectoria a un nodo de destino dado de acuerdo con la determinación de ruta. En este proceso de envío, los paquetes son enviados desde la fuente al destino por medio de un conjunto de nodos intermedios adecuados a lo largo de una trayectoria determinada durante la determinación de ruta.

El método termina a continuación.

La Figura 9 representa una red consistente en un número de nodos v_0 a v_{13} , en la que se han ilustrado los principios de determinación de ruta y de envío de paquete. La Figura 10 es una ampliación de la porción de la red 1 de la Figura 9 encerrada por la línea de puntos. Según se aprecia en la Figura 9 y se ha ilustrado más claramente en la Figura 10, cada enlace entre dos nodos está asociado a un coste de enlace que, de acuerdo con la presente invención, se determina en base al número de nodos que serán bloqueados si se transmiten datos por el enlace. Debido a diferentes condiciones de radio, tal como fuente de interferencia, niveles de potencia de transmisión, etc., el coste de enlace ΔC_{ij} asociado al envío de datos desde un nodo v_i a un nodo v_j no es necesariamente el mismo que el coste de enlace ΔC_{ji} para el envío de datos en la dirección opuesta por el enlace, es decir, desde el nodo v_j al nodo v_i . Esto se discutirá con mayor detalle en lo que sigue. Incluso aunque el envío de datos pueda conllevar intercambio bidireccional de tráfico, la dirección del envío de carga útil es decisiva en este caso; por ejemplo el coste de enlace $\Delta C_{0,4}$ es relevante cuando se envían datos de carga útil (paquetes de datos) desde el nodo v_0 hasta el nodo v_4 .

Con el fin de enrutar (enviar) datos en la red 1, se determinan los costes de enlace para los diferentes enlaces, seguido de una determinación de ruta basada en los costes de enlace determinados. La trayectoria de enrutamiento más apropiada, según se determina mediante la determinación de ruta, se ha representado mediante una línea intensa en las figuras. Esta trayectoria minimiza el número de nodos bloqueados cuando se envían datos desde el nodo fuente v_0 hasta el nodo de destino v_{13} , y permite con ello que más nodos de la red estén activos simultáneamente e incrementa la capacidad de la red.

Realizaciones e implementaciones ilustrativas

La Figura 11 es un diagrama de flujo que ilustra una realización de la etapa de estimación de la Figura 5 con mayor detalle. El método se inicia en la etapa S30 en la que se determina un primer conjunto de nodos N_i potencialmente bloqueados por un nodo v_i de transmisión. En una realización preferida de la presente invención, este primer conjunto de nodos N_i incluye con preferencia el nodo v_j de recepción previsto o, alternativamente, el nodo v_j de recepción previsto y el propio nodo v_i de transmisión. Cualquiera de las dos realizaciones preferidas que se elija para su uso, puede ser una cuestión de implementación y no afecta al resultado de las enseñanzas de la presente invención. En la Figura 6, el primer conjunto 15 incluye ocho nodos 30, 50 bloqueados o diez nodos 30, 50 si el conjunto 15 contiene también ambos nodo 10 de envío y nodo 20 de recepción. En una siguiente etapa S31, se determina un segundo conjunto de nodos N_j potencialmente bloqueados por un nodo v_j de recepción. Este conjunto N_j incluye con preferencia el nodo v_i de transmisión desde el que el nodo v_j de recepción recibe los datos de carga útil o ambos nodos de transmisión v_i y de recepción v_j , en línea con la exposición que antecede. En la Figura 6, el segundo conjunto 25 comprende cinco nodos 40, 50 o siete nodos 40, 50 dependiendo de si se encuentran el nodo 10 de transmisión y el nodo 20 de recepción.

La etapa S32 siguiente incluye el cálculo de una función del número cardinal de la unión de los dos conjuntos N_i , N_j , es decir $|N_i \cup N_j|$, donde $|\dots|$ representa el número cardinal y $\cup$ representa la unión. Como comprenderá una persona experta en la materia, la unión de los dos conjuntos se define matemáticamente como el conjunto que contiene todos y solamente los miembros de los dos conjuntos dados. El número cardinal es el número total de elementos en un conjunto matemático. El número cardinal resultante representará, así, el número total de nodos que son bloqueados por al menos uno de los dos nodos involucrados en el envío de datos. En consecuencia, el coste de enlace de la invención puede estar basado en el número cardinal o en una función que tenga el número cardinal como entrada.

El cálculo del número cardinal y la determinación de los dos conjuntos pueden ser realizados periódicamente, de forma intermitente y/o en respuesta a un evento de disparo, lo cual se ha ilustrado esquemáticamente en la línea L3. El método continúa después en la etapa S2 de la Figura 5.

La Figura 12 es un diagrama de flujo que ilustra una realización de las etapas de determinación de la Figura 11 con mayor detalle. El método se inicia en la etapa S40, donde se determina el primer conjunto de nodos identificando los nodos de la red que están dentro de un rango de comunicación o de interferencia del nodo de transmisión. Esto puede ser realizado por el nodo de transmisión manteniendo y actualizando una lista de nodos de red a los que se ha enviado datos y desde los que se ha recibido datos con éxito. La lista deberá contener entonces aquellos nodos (contiguos) de la red que estén dentro del rango de comunicaciones. Estos nodos pueden ser entonces potencialmente bloqueados por el nodo de transmisión debido al mecanismo de detección virtual. Sin embargo, el envío de datos desde el nodo de transmisión puede también bloquear potencialmente otros nodos, debido al mecanismo de detección física. Estos nodos detectarán el envío de datos incluso aunque ellos no puedan

descodificar realmente los datos transmitidos. Esto significa que la lista o el conjunto de nodos bloqueados contiene también con preferencia aquellos nodos que están dentro del rango de interferencia o de detección del nodo de transmisión.

5 El conjunto o lista contiene con preferencia las identidades de los nodos bloqueables relevantes, por ejemplo sus direcciones de MAC únicas utilizadas como identificadores en IEEE 802.11 o identificadores temporales para ahorro de potencia en IEEE 802.11.

10 En una siguiente etapa S41, se identifican aquellos nodos que pertenecen al segundo conjunto, es decir los nodos que están dentro del rango de comunicación y/o de interferencia del nodo de recepción. En una primera realización, el nodo de recepción compila esta lista de manera similar al nodo de transmisión descrito en lo que antecede. Esta lista es distribuida a continuación a los nodos circundantes, por ejemplo como parte de un faro, un mensaje de Hola o como un mensaje de enrutamiento auto-contenido. Un nodo, incluyendo el nodo de transmisión, que oiga este mensaje determina la unión de la lista procedente del nodo de recepción y su propia lista correspondiente. La cardinalidad del conjunto resultante proporciona el número estimado de nodos bloqueados.

15 En una segunda realización de esta etapa S41 de identificación, el nodo de transmisión monitoriza cualesquiera mensajes enviados a, y desde, un nodo de recepción. De esta manera, el nodo de transmisión puede determinar el segundo conjunto de nodos que serán bloqueados por el nodo de recepción en una instancia de comunicación investigando los campos de dirección de los mensajes oídos (ficheros 76, 77, 79, 80, 81, 83 en las Figuras 2A a 2D). El nodo determina entonces la unión y el número cardinal del primer y segundo conjuntos.

20 Como es evidente para los expertos en la materia, se estima con preferencia un coste de enlace para cada enlace entre un par de nodos de la red. Con referencia de nuevo a la Figura 9, esto significa, por ejemplo, que el nodo v_4 , que potencialmente puede comunicar con otros siete nodos $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$, además de su propia lista o conjunto N_4 recibirá o determinará una lista o conjunto $N_0, N_1, N_2, N_3, N_5, N_7, N_8$, por cada uno de los nodos contiguos $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$. El nodo v_4 determina entonces la unión de su conjunto N_4 y cada uno de los conjuntos $N_0, N_1, N_2, N_3, N_5, N_7, N_8$, y calcula los correspondientes costes de enlace como $\Delta C_{4,x} = |N_4 \cup N_x|$, donde $x = 0, 1, 2, 3, 5, 7$ u 8 .

La Figura 13 ilustra esquemáticamente un conjunto o lista 90 de ese tipo para el nodo v_4 de la Figura 9. Esta lista incluye, según se ha mencionado en lo que antecede, identificadores de los nodos $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$ contiguos que pueden ser bloqueados por el nodo v_4 . En una implementación preferida, la lista 90 contiene también, con preferencia, por cada entrada de nodo, un valor de tiempo de vida o fechador $t_0, t_1, t_2, t_3, t_5, t_7, t_8$. Estos valores de tiempo de vida reflejan el momento en el que el identificador $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$ de nodo asociado fue introducido en la lista 90 o el último momento en el que fue actualizado. Si el valor del tiempo de vida $t_0, t_1, t_2, t_3, t_5, t_7, t_8$ para un nodo $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$ ha expirado, el identificador de nodo es preferentemente borrado de la lista. La razón de ello es que, por ejemplo, debido a la movilidad, el nodo relevante ya no está por más tiempo dentro del rango de comunicación o interferencia del nodo v_4 y ya no resultará, por lo tanto, por más tiempo bloqueado por este nodo v_4 . Esto significa que el conjunto 90 se actualiza con preferencia en todo momento de modo que esté tan actualizado como sea posible y solamente contenga identificadores de los nodos $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$ que normalmente puedan ser potencialmente bloqueados por el nodo v_4 .

40 Cada vez que el nodo v_4 transmite datos a, o recibe datos desde, un nodo, actualiza con preferencia el valor de tiempo de vida para este nodo con el fin de reflejar que está dentro de la distancia de bloqueo del nodo v_4 . De manera correspondiente, cada vez que el nodo v_4 oye o intercepta un mensaje de un nodo, actualiza el correspondiente valor de tiempo de vida o introduce el nodo en el conjunto 90 si no se encuentra ya en el mismo. También son posibles actualizaciones más infrecuentes.

El conjunto de nodos 90 podría incluir también los correspondientes costes de enlace $\Delta C_{4,0}, \Delta C_{4,1}, \Delta C_{4,2}, \Delta C_{4,3}, \Delta C_{4,5}, \Delta C_{4,7}, \Delta C_{4,8}$ para los enlaces con los nodos $v_0, v_1, v_2, v_3, v_5, v_7, v_8$ del conjunto 90.

45 En una tercera realización de la etapa S41 de la Figura 12, cada nodo compila su propia lista de nodos que se espera que sean bloqueados en una instancia de comunicación como en lo que antecede. La lista es sometida a continuación a una entidad central de la red de comunicación que determina la unión y el número cardinal para cada par de nodos. Esta realización permite, de ese modo, una operación centralizada, mientras que las dos realizaciones anteriores emplean una operación distribuida.

50 Según se ha mencionado con anterioridad, el coste de enlace puede estar parcialmente basado en el número estimado de nodos bloqueados para una instancia de comunicación que incluya dos nodos. Se podrían emplear también otros parámetros, incluyendo la calidad de enlace (actual) para el enlace inalámbrico entre los dos nodos comunicantes. Esta dependencia de calidad de enlace puede ser realizada estimando un margen actual de Relación de Señal respecto a Ruido (SNR) para el enlace de comunicación. El coste de enlace puede ser definido entonces como:

$$\Delta C_{ij} = |N_i \cup N_j| \times \frac{1}{SNR_{ij}^{margen}} \quad (4)$$

donde SNR_{ij}^{margen} es la diferencia entre el valor de SNR real o esperado (o SNR media en el tiempo) para el enlace entre los nodos v_i y v_j y la SNR mínima que el enlace soporta. Esto significa que los enlaces que experimentan una calidad de enlace normalmente alta se verán favorecidos en comparación con los enlaces de calidad baja. Cada nodo comprende entonces, con preferencia, equipamiento para estimar el valor de SNR y calcular el margen de SNR.

Otro parámetro utilizable para la determinación del coste de enlace de la invención es la duración de transmisión esperada para el envío de datos desde el nodo de transmisión al de recepción, preferentemente normalizada por bit. El coste de enlace puede ser entonces definido como:

$$\Delta C_{ij} = |N_i \cup N_j| \times \overline{T_{ij}} \quad (5)$$

donde $\overline{T_{ij}}$ es la duración de transmisión esperada normalizada por bit. La duración de transmisión esperada se determina en base a la tasa de enlace inversa esperada $E\{1/r_{ij}\}$ que es soportada entre el nodo v_i y el nodo v_j .

La Figura 14 es un diagrama de flujo que ilustra una realización de la etapa de determinación de coste de enlace de la Figura 5 que emplea este parámetro adicional. El método continúa desde la etapa S1 de la Figura 5. En una siguiente etapa S50, se estima la tasa de enlace soportada por el enlace entre los nodos de transmisión y de recepción. Esta estimación se realiza de acuerdo con métodos de la técnica anterior bien conocidos por los expertos en la materia. La duración de transmisión normalizada por bit se calcula a continuación en base a la inversa de esta tasa de enlace estimada. El coste de enlace para el enlace de comunicación inalámbrica relevante se determina, con preferencia por bit normalizado, en base a esta duración de transmisión y al número estimado de nodos bloqueados de acuerdo con la ecuación (5) anterior. A continuación termina el método.

Incorporando la duración de comunicación con cardinalidad para la unión del conjunto de nodos expuestos al bloqueo, el coste de enlace ayuda, durante la determinación de ruta, a encontrar una trayectoria que evita exposiciones al bloqueo, así como procura minimizar el número de nodos bloqueados. Aparte de ofrecer una trayectoria heurísticamente buena, es decir con pocos saltos y bajo retardo, la incorporación del tiempo de transmisión ayuda a producir una trayectoria heurísticamente próxima al mínimo retardo.

Ejemplo computacional

Con el fin de ilustrar la operación y la consistencia de la métrica sugerida, se ejecutó un algoritmo de trayectoria más corta que despliega la métrica. Se utilizó un modelo de ganancia de potencia de trayectoria baja, es decir,

$G_{ij} = k \times \frac{1}{R_{ij}^\alpha}$ donde R_{ij} es la distancia entre el nodo v_i y el v_j , k es una constante y $\alpha = 3$. El rango de transmisión se

define como el rango que alcanza un nodo con una capacidad de Shannon de 0,5 b/Hz/s, y la potencia se ajustó para evitar cualquier partición de la red. Se considera que todos los nodos dentro de este llamado rango de transmisión son bloqueados en una instancia de comunicación. También, los nodos separados adicionales al rango de transmisión se considera que son inalcanzables por cada uno de los otros, y de ahí que sus respectivos costes de enlace se consideren como infinitos.

La Figura 15A ilustra un árbol de costes (un árbol de trayectoria más corta) que ha sido determinado cuando se emplea el número estimado de nodos bloqueados como único coste de enlace. En la Figura, se ha representado un destino dado en el centro del círculo 95 (en la posición [0,75, 0]) y el árbol de costes se ha formado a partir del nodo de destino. Esto corresponde con el caso de un enrutamiento pro-activo. Se debe entender que es posible construir el árbol de costes en torno a otra vía, es decir saliendo de la fuente – buscando un destino deseado, para el llamado enrutamiento reactivo. El rango de transmisión, en el que están bloqueados otros nodos, ha sido mostrado con un círculo 95. Los círculos pequeños muestran los nodos y las líneas indican los enlaces.

Puesto que el coste de enrutamiento de extremo a extremo es de tipo entero en este ejemplo, la opción puede aparecer entre dos costes iguales de enrutamiento de extremo a extremo. Puesto que se puede seleccionar cualquiera de ellos, algunas de las trayectorias seleccionadas pueden cruzar otras trayectorias que parece más natural seleccionar. Esto se va a abordar en el ejemplo que sigue.

En la Figura 15B, se ha empleado la métrica de coste de enlace según se define en la ecuación (5), es decir, conteniendo la duración de transmisión normalizada por bit adicionalmente al número estimado de nodos bloqueados. Aquí, la capacidad inversa de canal de Shannon se utiliza para estimar la duración de transmisión esperada por bit. Se origina un árbol de enrutamiento de apariencia estética ligeramente más atractiva, en comparación con la Figura 15A, pero es ligeramente más complejo puesto que se asumen capacidades de adaptación de enlace.

Los diagramas de las Figuras 15A y 15B muestran que el modelo propuesto por la invención funciona, e ilustran además la factibilidad y consistencia del coste de enlace empleado por la invención.

Aspectos de implementación

La Figura 16 es un diagrama esquemático de bloques de un nodo 100 de red de acuerdo con la presente invención. El nodo 100 de red comprende básicamente un módulo de transmisión/recepción (TX/RX) o unidad 200, un módulo de determinación de coste o unidad 300, un módulo de enrutamiento o unidad 400, y un módulo de envío de datos o unidad 500. El módulo 200 de TX/RX tiene normalmente capacidades para modulación/demodulación y codificación/descodificación, así como capacidades de conversión de frecuencia si se necesita.

El módulo 300 de determinación de coste de enlace determina el coste de enlace para enlaces inalámbricos entre el nodo 100 de red y nodos contiguos. Este módulo 300 de determinación incluye un estimador 310 para estimar el número de nodos que resultarán bloqueados si el nodo 100 envía datos a un nodo contiguo. Esta estimación de número se basa con preferencia en la determinación del número cardinal de la unión de dos conjuntos de nodos bloqueados, en el que el primer conjunto contiene los identificadores de los nodos bloqueados por las transmisiones del nodo 100 de red durante el envío de datos, y el segundo conjunto contiene los identificadores de los nodos bloqueados por las transmisiones del nodo contiguo durante el envío de datos. El estimador 310 realiza típicamente esta estimación de número en base a la información de entrada procedente de los nodos contiguos, por ejemplo la recepción de conjuntos o listas de nodos. Estas listas de nodos recibidas y la lista correspondiente para el nodo 100 de red son preferentemente almacenadas en una memoria 330 en relación con, y accesibles para, el estimador 310. Alternativamente, el estimador 310 estima el número de nodos bloqueados, al menos parcialmente, en base a la transmisión/recepción de paquetes de datos por el módulo 200 de TX/RX.

El número estimado de nodos bloqueados procedente del estimador 310 es introducido en un calculador 320 de coste de enlace que determina el coste de enlace para el enlace inalámbrico entre el nodo 100 y el nodo contiguo relevante, al menos parcialmente, en base al número estimado recibido. El calculador 320 de coste de enlace puede recibir opcionalmente información de entrada adicional procedente de un estimador 350 de SNR y/o un estimador 340 de tasa de enlace, que se utiliza en el proceso de cálculo de coste de enlace. Por ejemplo, el estimador 350 de SNR monitoriza continuamente, periódicamente o de forma intermitente (en base a un evento de disparo) la calidad de enlace actual y determina con preferencia un margen de SNR normal para el enlace. El calculador 320 de coste de enlace utiliza la inversa de este valor de margen de SNR en el cálculo de coste de enlace, según se ha discutido en lo que antecede. Alternativamente, o adicionalmente, la información de calidad de enlace actual se envía al estimador 340 de tasa de enlace que utiliza esta información para determinar la tasa de enlace actual y, finalmente, la duración de transmisión estimada por bit. También, esta duración de transmisión normalizada puede ser empleada por el calculador 320 de coste de enlace para determinar un coste de enlace apropiado.

El módulo 400 de enrutamiento recibe información sobre el coste de enlace determinado, con preferencia junto con información de coste de multi-salto complementaria (dependiendo del algoritmo de enrutamiento utilizado). Un determinador 410 de ruta de este módulo 400 de enrutamiento utiliza la información de entrada y lleva a cabo el procedimiento de determinación de ruta requerido, con preferencia en base a un algoritmo de trayectoria más corta. Una tabla 420 de ruta puede ser opcionalmente almacenada en el módulo 400 de enrutamiento para almacenar el árbol de enrutamiento determinado.

El módulo 500 de envío de paquetes es responsable de enviar paquetes además por la red, y por lo tanto transfiere los paquetes recibidos, temporalmente almacenados en una memoria intermedia 520 de recepción, a una memoria intermedia 530 de transmisión para su encapsulación en nuevos paquetes por medio de una unidad 510 de encapsulación para su transmisión a otros nodos de red. El módulo 500 de envío de paquetes puede también instruir al módulo 200 de TX/RX sobre qué parámetros de transmisión debe usar. Estos parámetros pueden ser recibidos desde el módulo 400 de enrutamiento, o desde el estimador 350 de SNR para mayor información en cuanto a características de canal más actualizadas. Los paquetes que van a ser enviados (que tienen ya una dirección de destino) son preparados con al menos información de dirección (siguiente salto) de acuerdo con una información de enrutamiento almacenada en la tabla 420 de enrutamiento. Naturalmente, el módulo 500 de envío de paquetes puede transferir también datos de paquetes de la memoria intermedia 520 de recepción además al nodo 100 de red, por ejemplo para su uso en diversas aplicaciones internas del nodo (capa más alta). En consecuencia, los datos a enviar a otros nodos puede ser obtenida a partir de estas aplicaciones internas.

Las unidades 200, 310, 320, 340, 350, 410 y 510 del nodo 100 de red pueden ser proporcionadas como software, hardware o una combinación de ambos. El nodo 100 de red puede, a su vez, estar dispuesto, o ser proporcionado, en una red o sistema de comunicaciones inalámbricas, incluyendo tanto sistemas celulares como sistemas multi-salto. Se prevé mediante la presente invención que una red conforme a la invención podría implementar solamente el módulo de TX/RX y el módulo de determinación de coste de enlace, o implementar solamente el módulo de TX/RX, el módulo de determinación de coste de enlace y el módulo de enrutamiento. Por ejemplo, el nodo de red podría ser utilizado entonces para determinar costes de enlace y/o realizar determinación de ruta a favor de otros nodos de la red.

La Figura 17 es un diagrama esquemático de bloques de una posible implementación del estimador 310 de número de nodos de la Figura 16 con mayor detalle. El estimador 310 incluye una unidad o módulo 312 para determinar un conjunto de nodos que son bloqueados por el nodo de red en una instancia de comunicación. Este conjunto determinado incluye, de este modo, los nodos contiguos que están dentro del rango de comunicación y/o de interferencia del nodo de red. Una unidad o módulo 314 correspondiente para determinar, con preferencia por cada nodo contiguo, un conjunto respectivo que contiene esos nodos que son bloqueados por un nodo contiguo dado en una instancia de comunicación. Esto significa que se determina un conjunto de ese tipo para cada nodo contiguo encontrado en el primer conjunto de nodos determinado por el primer determinador 312 de conjunto.

El segundo determinador 314 de conjunto podría determinar estos segundos conjuntos de nodos en base a identificadores de nodos recibidos desde los nodos contiguos respectivos, es decir básicamente sobre listas de nodos recibidas desde esos nodos o desde una unidad de red central. Alternativamente, o adicionalmente, el determinador 314 genera los segundos conjuntos en base a información de dirección (identificadores de nodos) recibida desde el módulo de TX/RX durante la transmisión y la recepción de datos.

El conjunto de nodos procedente del primer determinador 312 y el (los) conjunto(s) de nodos procedente(s) del segundo determinador 314, son introducidos en un calculador 316 cardinal que calcula el número cardinal de la unión del conjunto procedente del primer determinador 312 y cada uno de los conjuntos procedentes del segundo determinador 314. Los resultados son estimaciones del número de nodos que resultarán bloqueados si el nodo de red transmite datos sobre enlaces a sus nodos contiguos.

Las unidades 312 a 314 del estimador 310 de número de nodos pueden ser proporcionadas como software, hardware o una combinación de ambos. Las unidades 312 a 314 pueden ser implementadas conjuntamente en el estimador 310 de número de nodos. Alternativamente, algunas de las unidades son implementadas directamente en la unidad de determinación de coste de enlace de la Figura 16.

Observaciones adicionales

El coste de enlace de la presente invención basado en el número total de nodos que resultan bloqueados por un envío de datos por un enlace inalámbrico entre nodos de red, puede ser empleado también para clasificar el envío de datos adicionalmente a la determinación de ruta. En una clasificación de ese tipo, el número de nodos bloqueados para un enlace inalámbrico que se origina a partir de un nodo de transmisión, se estima según se ha descrito en lo que antecede, con preferencia para cada enlace inalámbrico hasta un nodo contiguo de un conjunto de nodos candidato. A continuación, se elige un flujo entre múltiples flujos representados en el nodo de transmisión, en base al número estimado de nodos bloqueados. Un paquete de datos se proporciona desde una cola de transmisión en el nodo de transmisión, en base al flujo seleccionado y el paquete de datos es enviado a al menos un nodo de red. Este al menos un nodo de red es con preferencia uno de los nodos del conjunto candidato, es decir, para el que el nodo de transmisión ha calculado un número estimado de nodos bloqueados.

En este caso, el nodo de transmisión no tiene que enviar necesariamente el primer paquete de datos (cabeza de la cola) en su cola de transmisión sino que puede, en base a la(s) estimación(es) de nodos bloqueados, seleccionar y enviar otro paquete. La razón de todo esto es que, debido a las condiciones de desvanecimiento y a la movilidad, podría ser más ventajoso, desde el punto de vista de capacidad de la red, enviar primero otro paquete en vez del paquete encontrado en la cabecera de la línea de la cola de transmisión. De ese modo, las condiciones actuales de red y de radio podrían dar como resultado muchos nodos inusualmente bloqueados si el nodo de transmisión enviara la cabecera del paquete de línea en primer lugar. Posponiendo, sin embargo, la transmisión de este paquete y enviando en su lugar otro paquete de datos, previsto típicamente para otro nodo, las condiciones de red y de radio podrían cambiar de modo que el número de nodos que podrán resultar bloqueados en la siguiente ocasión de transmisión se reducirá.

El envío tradicional de paquetes basado, por ejemplo, en el algoritmo de Bellman-Ford es trivial en el sentido de que existe normalmente solo una opción de salto siguiente. Otros protocolos de envío, sin embargo, tal como IGRP de Cisco [2], Enrutamiento de Envío Aleatorio [3], Enrutamiento Oportuno [4, 5], Envío por Diversidad de Selección [6], y Anycast [7], y el más reciente Envío por Diversidad de Multi-usuario [8], permiten que un nodo envíe un paquete recibido a otro fuera de los diversos nodos opcionales. El proceso de envío incluye por lo tanto una opción no trivial que puede ser realizada entre un conjunto de nodos favorables. Estos esquemas son a veces indicados como Enrutamiento Basado en Decisión de Envío, FDBR, y consisten en enrutamiento en su forma más adaptativa, es decir, tomando una decisión adaptativa en cada instancia de envío. Estos protocolos de envío más avanzados pueden operar en base a la información de coste procedente de un protocolo de determinación de coste/ruta subyacente como un protocolo de trayectoria más corta como el de Bellman-Ford. Esta operación de envío, según se describe en [4]-[8], es ventajosa cuando la calidad de comunicación de enlace varía impredeciblemente debido a canales de desvanecimiento o a nivel de interferencia impredeciblemente variable, mientras que [2] y [3] ofrecen ventajas de distribución de carga sobre múltiples nodos y trayectorias.

En particular, la diversidad de protocolos de envío pueden incluso operar en base a un protocolo de determinación de ruta que esté adaptado a la diversidad de envíos. La determinación de coste de enlace de acuerdo con la invención puede ser usada también con gran ventaja en tales protocolos de determinación de ruta adaptados.

Los expertos en la materia comprenderán que se pueden realizar diversas modificaciones y cambios en la presente invención sin apartarse del alcance de la misma, el cual se define mediante las reivindicaciones anexas.

Referencias:

- 5 [1] X. Zou, B. Ramamurthy, S. Magliveras, "Técnicas de Enrutamiento para Redes Inalámbricas Ad Hoc – Clasificación y Comparación", Proc. De la Sexta Multiconferencia Mundial sobre Sistemica, Cibernética e Informática – SCI, Julio de 2002
- [2] C.L. Hedrick Rutgers, "Cisco – Una introducción a IGPR", 22 de Agosto de 1991, <http://www.cisco.com/warp/public/103/5.html>
- 10 [3] R. Nelson, L. Kleinrock, "La capacidad espacial de una red de radio por paquetes multi-salto ALOHA espaciada con captura", IEEE Transacciones sobre Comunicaciones, 32, 6, pp. 684-694, 1984
- [4] WO 96/19887
- [5] WO 98/56140
- [6] US 2002/0051425 A1
- 15 [7] S. Jain, Y Lv, S.R. Das, "Aprovechamiento de Diversidad de Trayectoria en la Capa de Enlace en Redes Inalámbricas Ad Hoc", Informe Técnico, WINGS Lab, Julio de 2003
- [8] US 2004/0233918 A1

REIVINDICACIONES

- 1.- Un método de determinación de un coste de enlace para enrutamiento en una red (1) multi-salto inalámbrica, **caracterizado por:**
5 determinar un primer conjunto (15) de nodos (30, 50) que son bloqueados por un primer nodo (10) de un par de nodos que transmiten datos por un enlace (12) inalámbrico hasta un segundo nodo (20) de dicho par de nodos;
determinar un segundo conjunto (25) de nodos (40, 50) que son bloqueados por el citado segundo nodo (20) que transmite datos por dicho enlace (12) inalámbrico hasta dicho primer nodo (10), y
determinar un coste de enlace para dicho enlace (12) inalámbrico en base al número cardinal de la unión de dicho primer conjunto (15) de nodos (30, 50) y dicho segundo conjunto (25) de nodos (40, 50).
- 10 2.- Un método para determinación de ruta en base a un coste de enlace en una red (1) multi-salto inalámbrica, **caracterizado por:**
determinar un coste de enlace para un enlace (12) inalámbrico entre un primer nodo (10) de un par de nodos y un segundo nodo (20) de dicho par de nodos de acuerdo con la reivindicación 1, y
realizar determinación de ruta al menos parcialmente en base a dicho coste de enlace determinado.
- 15 3.- Un método para enrutamiento de datos en base a un coste de enlace en una red (1) multi-salto inalámbrica, **caracterizado por:**
realizar determinación de ruta de acuerdo con la reivindicación 2, y
enviar datos desde un nodo (v_0) dado hasta al menos un nodo (v_2) contiguo por la trayectoria hasta un nodo (v_{13}) de destino dado de acuerdo con la citada determinación de ruta.
- 20 4.- El método de acuerdo con la reivindicación 2 ó 3, **caracterizado porque** dicha etapa de realización comprende realizar determinación de ruta basada al menos parcialmente en el citado coste de enlace determinado y en un algoritmo de tipo de trayectoria más corta.
- 5.- El método de acuerdo con cualquiera de la reivindicaciones 1 a 4, **caracterizado porque** dicho primer conjunto (15) comprende también el citado segundo nodo (20), y dicho segundo conjunto (25) comprende también el citado
25 primer nodo (10).
- 6.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 5, **caracterizado porque** dicha etapa de determinación de dicho segundo conjunto (25) comprende las etapas de:
recibir en dicho primer nodo (10), desde dicho segundo nodo (20), información de los nodos (10, 40, 50) que están capacitados para comunicar directa e inalámbricamente con el citado segundo nodo (20), y
30 determinar en dicho primer nodo (10) el citado conjunto (25) en base a dicha información recibida.
- 7.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 6, **caracterizado porque** dicha etapa de determinación de dicho segundo conjunto (25) comprende las etapas de:
oír en dicho primer nodo (10) las transmisiones de datos a, y desde, dicho segundo nodo (20), y
35 determinar en dicho primer nodo (10) que el citado segundo conjunto (25) comprende los nodos (40, 50) involucrados en dichas transmisiones de datos oídas.
- 8.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 7, **caracterizado porque** cada nodo (30, 40, 50) de dicho primer conjunto (15) y de dicho segundo conjunto (25) está asociado a un valor de tiempo de vida, comprendiendo además dicho método borrar un nodo (30, 40, 50) de dicho primer conjunto (15) o de dicho segundo conjunto (25) si dicho valor de tiempo de vida asociado a dicho nodo (30, 40, 50) ha expirado.
- 40 9.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 8, **caracterizado por** estimar una calidad de enlace real para el citado enlace (12) inalámbrico, y dicha etapa de determinación de coste de enlace comprende determinar el citado coste de enlace en base a dicho primer conjunto (15) de nodos (30, 50) y a dicho segundo conjunto (25) de nodos (40, 50) y en base a una diferencia entre la citada calidad de enlace real estimada y una calidad mínima de enlace requerida para el citado enlace (12) inalámbrico.
- 45 10.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 9, **caracterizado porque** dicha etapa de determinación de coste de enlace comprende determinar el citado coste de enlace en base a dicho primer conjunto (15) de nodos (30, 50) y a dicho segundo conjunto (25) de nodos (40, 50) y en base a una duración de transmisión esperada por bit para enrutamiento de datos desde uno nodo (10, 20) de dicho par de nodos hasta el otro nodo (10, 20) de dicho par de nodos.

- 11.- El método de acuerdo con la reivindicación 10, **caracterizado por**:
 estimar una tasa de enlace esperada para el citado enlace (12) inalámbrico, y
 determinar la citada duración de transmisión por bit en base a dicha tasa de enlace esperada estimada.
- 5 12.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 11, **caracterizado porque** un nodo (30, 40, 50) se considera como bloqueado si dicho nodo (30, 40, 50) está capacitado para detectar un nivel de potencia de señal originado por la transmisión de datos por parte de al menos un nodo (10, 20) de dicho par de nodos que exceda de un umbral mínimo de potencia de señal.
- 10 13.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 12, **caracterizado porque** un paquete de datos (70, 71, 72) incluye un valor (75) de duración que indica un tiempo esperado durante el que el medio de comunicación inalámbrica está localmente reservado para dicho paquete de datos (70, 71, 72) y su posterior comunicación (71, 72, 73) inducida, siendo considerado un nodo (30, 40, 50) que oye la transmisión de dicho paquete de datos (70, 71, 72) como bloqueado hasta que dicho tiempo esperado haya expirado.
- 14.- El método de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 1 a 13, **caracterizado porque** dicha red (1) inalámbrica es una red inalámbrica basada en contención.
- 15 15.- Una disposición (300) para determinar un coste de enlace para enrutamiento en una red (1) multi-salto inalámbrica, **caracterizada por**:
 medios (322) para determinar un primer conjunto (15) de nodos (30, 50) que son bloqueados por un primer nodo (10) de un par de nodos que transmiten datos por un enlace (12) inalámbrico hasta un segundo nodo (20) de dicho par de nodos;
- 20 medios (324) para determinar un segundo conjunto (25) de nodos (40, 50) que son bloqueados por dicho segundo nodo (20) que transmite datos por dicho enlace (12) inalámbrico hasta el citado primer nodo (10), y
 medios (320) para determinar un coste de enlace para dicho enlace (12) inalámbrico en base al número cardinal de la unión de dicho primer conjunto (15) de nodos (30, 50) y dicho segundo conjunto (25) de nodos (40, 50).
- 25 16.- Una disposición (300, 400) para determinación de ruta en base a coste de enlace en una red (1) multi-salto inalámbrica, **caracterizada por**:
 una disposición (300) de acuerdo con la reivindicación 15 para determinar un coste de enlace para un enlace (12) inalámbrico entre un primer nodo (10) de un par de nodos y un segundo nodo (20) de dicho par de nodos, y
 medios (410) para realizar determinación de ruta basada al menos parcialmente en dicho coste de enlace determinado por la citada disposición (300) de acuerdo con la reivindicación 15.
- 30 17.- Una disposición (100) para enrutamiento de datos en base a coste de enlace en una red (1) multi-salto inalámbrica, **caracterizada por**:
 una disposición (300, 400) de acuerdo con la reivindicación 16 para realizar determinación de ruta, y
 medios (200, 500) para enviar datos desde un nodo (v_0) dado hasta al menos un nodo (v_2) continuo por la trayectoria hasta un nodo (v_{13}) de destino dado de acuerdo con la citada determinación de ruta realizada mediante dicha
- 35 disposición (300, 400) de acuerdo con la reivindicación 16.
- 18.- La disposición de acuerdo con la reivindicación 16 ó 17, **caracterizada porque** dichos medios (410) de realización están dispuestos para realizar determinación de ruta en base al menos parcialmente a dicho coste de enlace determinado por los citados medios (320) de determinación y por un algoritmo de tipo de trayectoria más corta.
- 40 19.- La disposición de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 18, **caracterizada porque** dicho primer conjunto (15) comprende el citado segundo nodo (20) y dicho segundo conjunto (25) comprende el citado primer nodo (10).
- 45 20.- La disposición de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 19, **caracterizada porque** dichos medios (324) para la determinación de dicho segundo conjunto están al menos parcialmente dispuestos en el citado primer nodo (10) para determinar dicho segundo conjunto (25) en base a la información, recibida desde el citado segundo nodo (20), de los nodos (40, 50) que están capacitados para comunicar directa e inalámbricamente con dicho segundo nodo (20).
- 21.- La disposición de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 20, **caracterizada porque** dichos medios (324) de determinación de dicho segundo conjunto (25) están al menos parcialmente basados en dicho primer nodo

(10) para determinación de dicho segundo conjunto (25) al comprender los nodos (40, 50) involucrados en las transmisiones de datos a, y desde, dicho segundo nodo (20) y oídas por dicho primer nodo (10).

5 22.- La disposición de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 20, **caracterizada porque** cada nodo (30, 40, 50) de dicho primer conjunto (15) y de dicho segundo conjunto (25) está asociado a un valor de tiempo de vida, comprendiendo además dicha disposición (100; 300; 400) medios (310) para borrar un nodo (30, 40, 50) de dicho primer conjunto (15) o de dicho segundo conjunto (25) si dicho valor de tiempo de vida asociado a dicho nodo (30, 40, 50) ha expirado.

10 23.- La disposición de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 22, **caracterizada por** un estimador (350) para estimar una calidad de enlace real para dicho enlace (12) inalámbrico, y dichos medios (320) para determinación del citado coste de enlace están dispuestos para determinar dicho coste de enlace en base al citado primer conjunto (15) de nodos (30, 50) y al citado segundo conjunto (25) de nodos (40, 50), y en base a una diferencia entre dicha calidad de enlace real estimada y una calidad mínima de enlace requerida para dicho enlace (12) inalámbrico.

15 24.- La disposición de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 23, **caracterizada porque** dichos medios (320) para determinar el citado coste de enlace están dispuestos para determinar dicho coste de enlace en base a dicho primer conjunto (15) de nodos (30, 50) y a dicho segundo conjunto (25) de nodos (40, 50), y en base a una duración de transmisión esperada por bit para enrutar datos desde un nodo (10, 20) de dicho par de nodos hasta el otro nodo (10, 20) de dicho par de nodos.

25.- La disposición de acuerdo con la reivindicación 24, **caracterizada por**:

20 un estimador (340) para estimar una tasa de enlace esperada para el citado enlace (12) inalámbrico, y
medios (340) para determinar la citada duración de transmisión por bit en base a dicha tasa de enlace esperada estimada.

26.- La disposición de cualquiera de las reivindicaciones 15 a 25, **caracterizada porque** dicha disposición (100; 300; 400) se implementa en al menos un nodo (10, 20) de dicha red (1) inalámbrica.

25 27.- Un nodo (10, 20) de red que comprende una disposición (100; 300; 400) de acuerdo con cualquiera de las reivindicaciones 15 a 25.

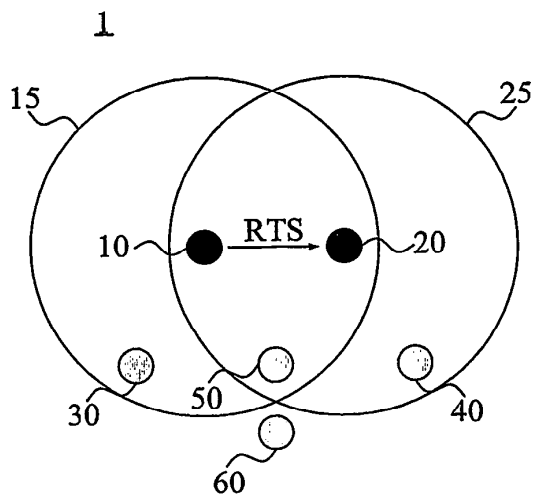


Fig. 1A

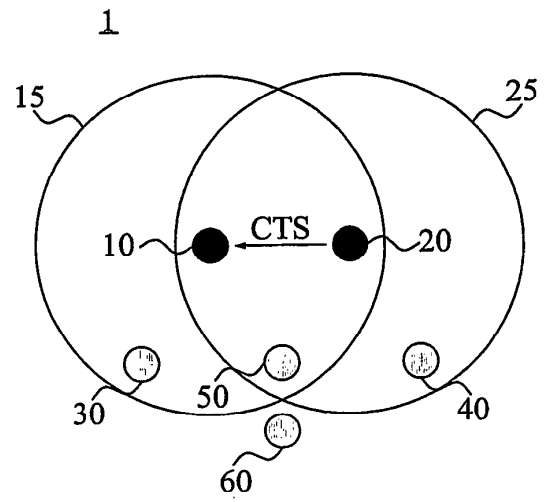


Fig. 1B

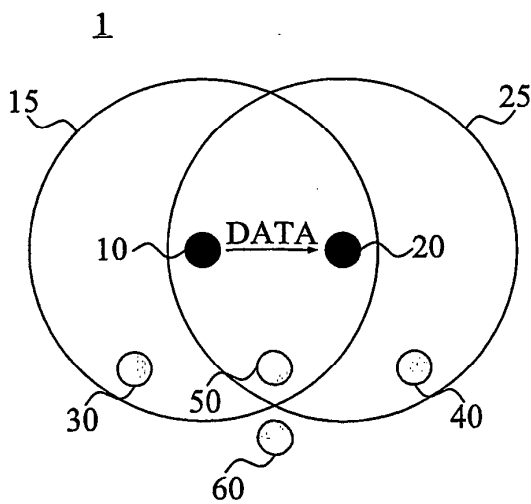


Fig. 1C

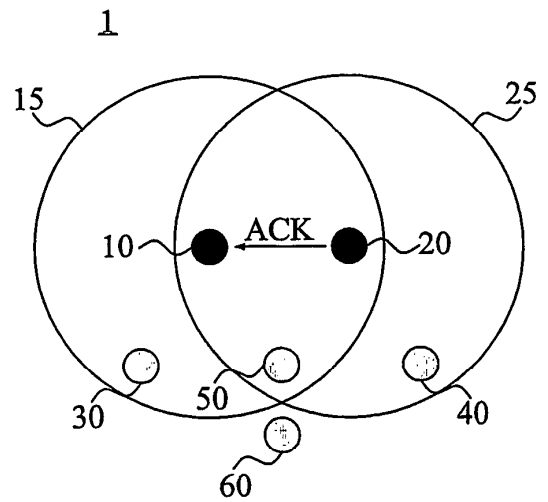
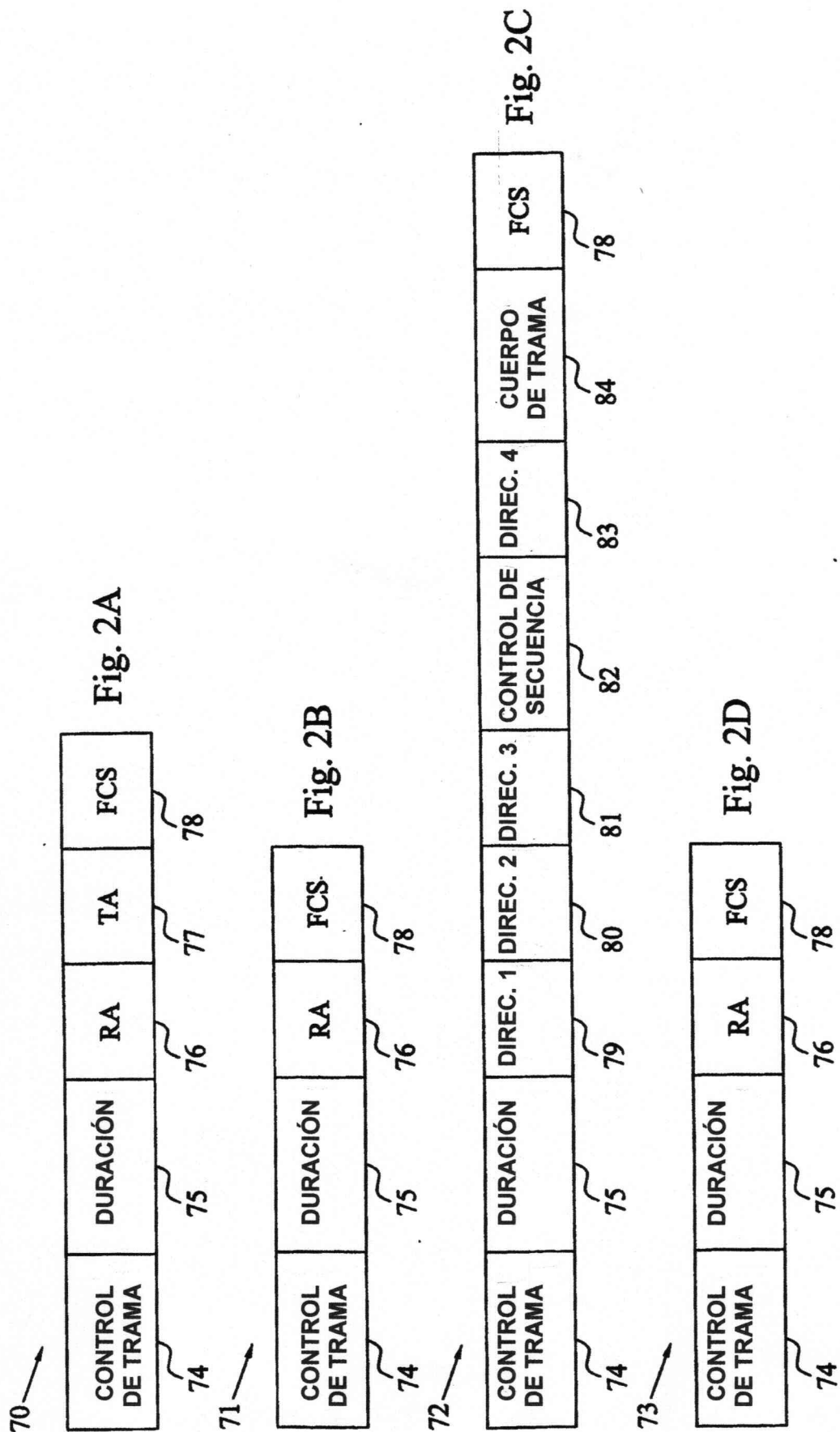


Fig. 1D



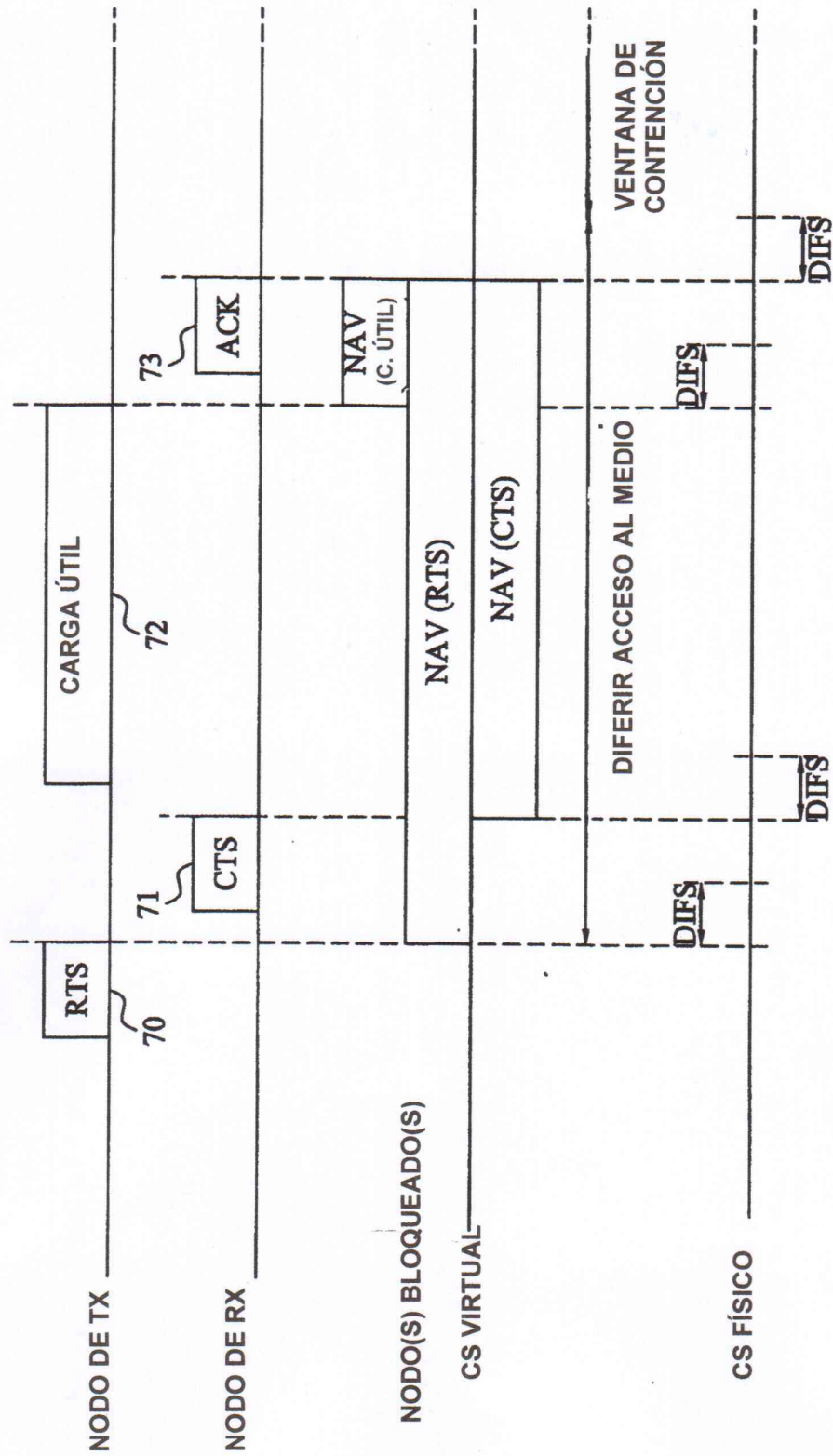


Fig. 3

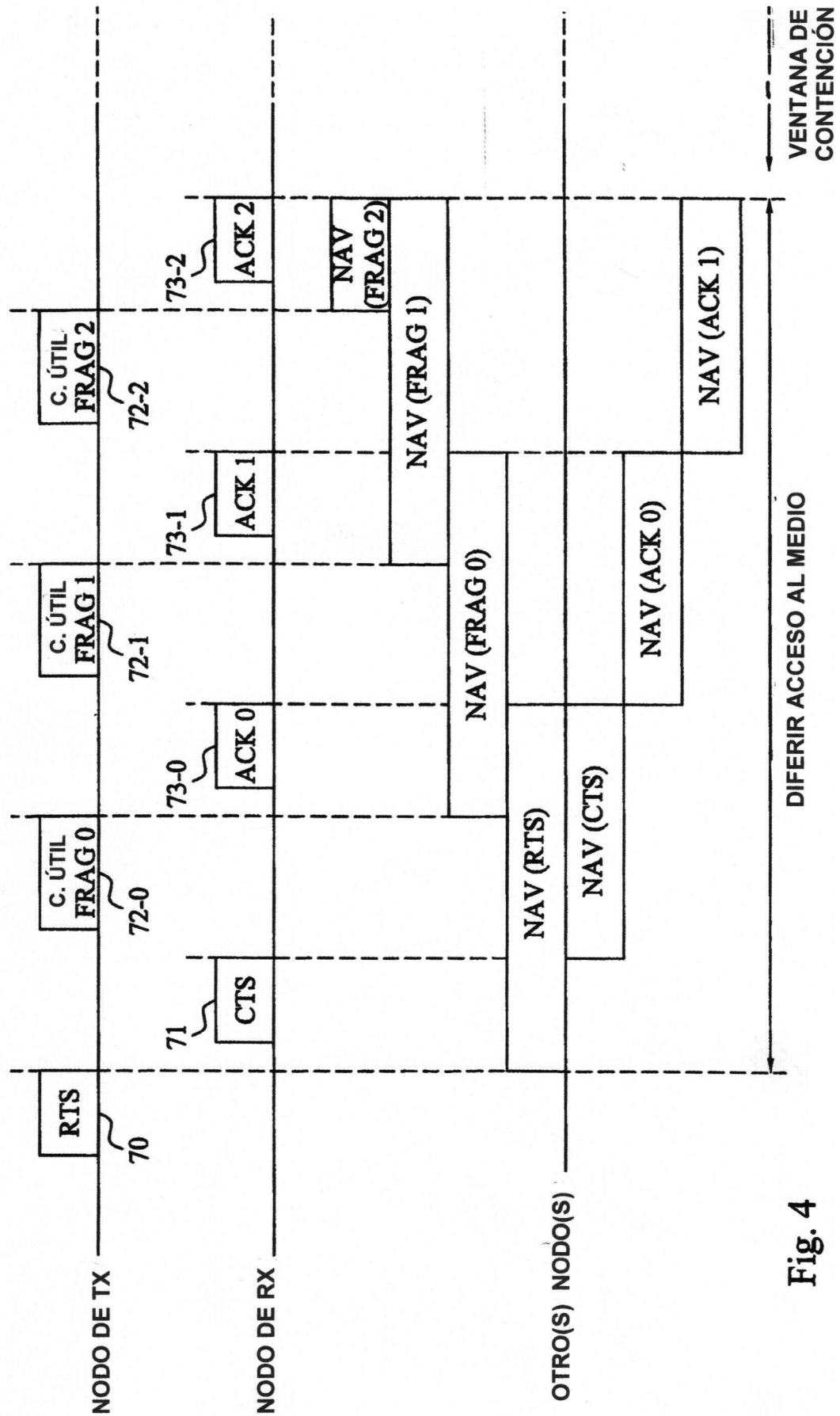


Fig. 4

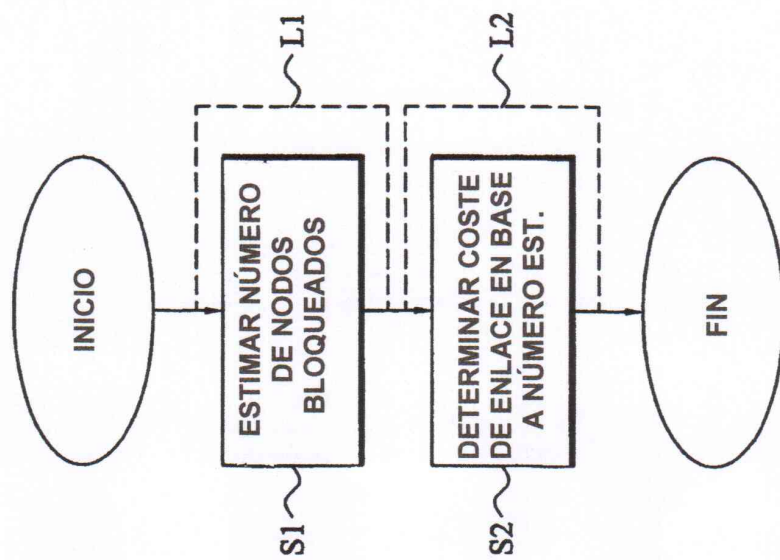


Fig. 5

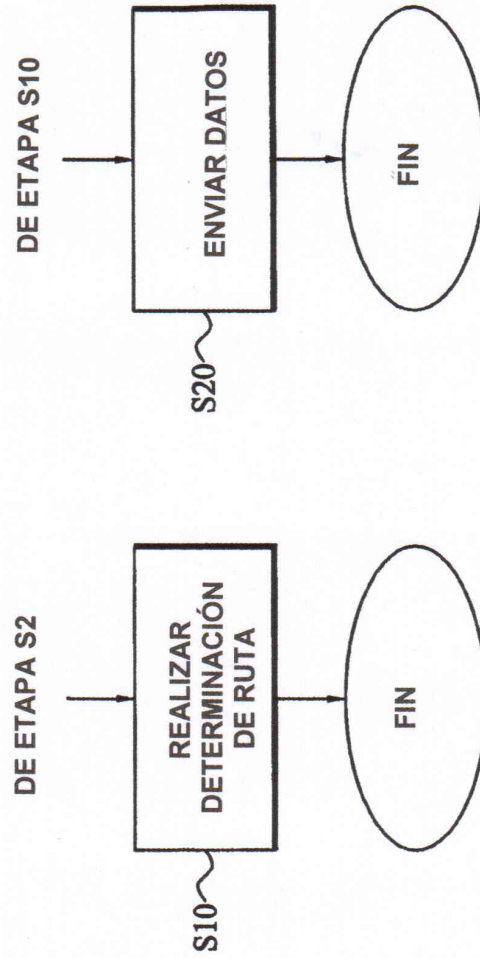


Fig. 7

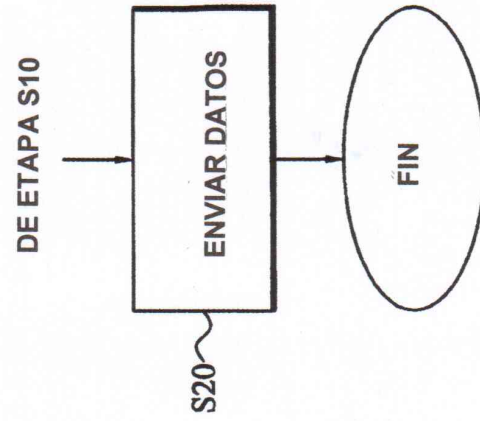


Fig. 8

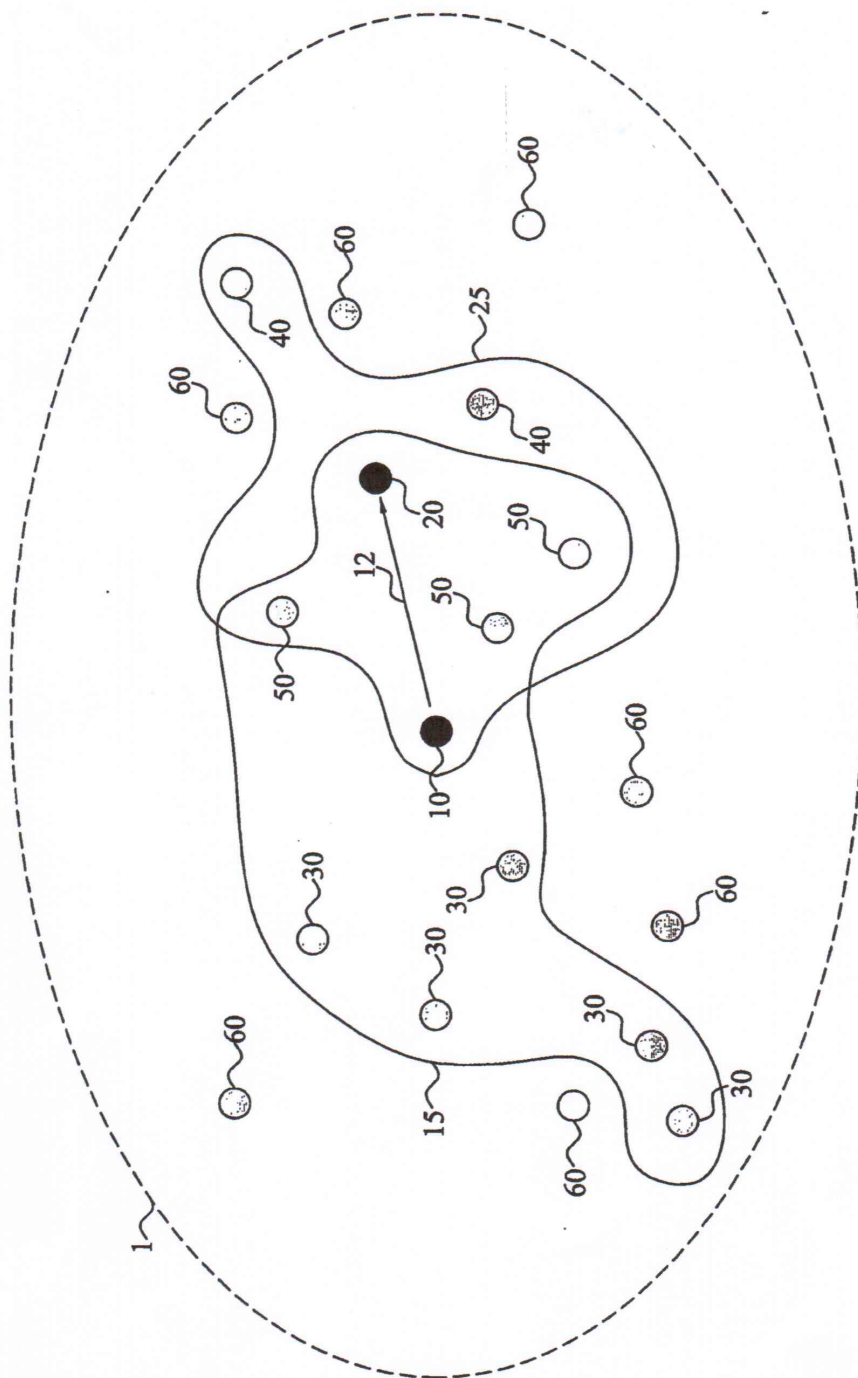


Fig. 6

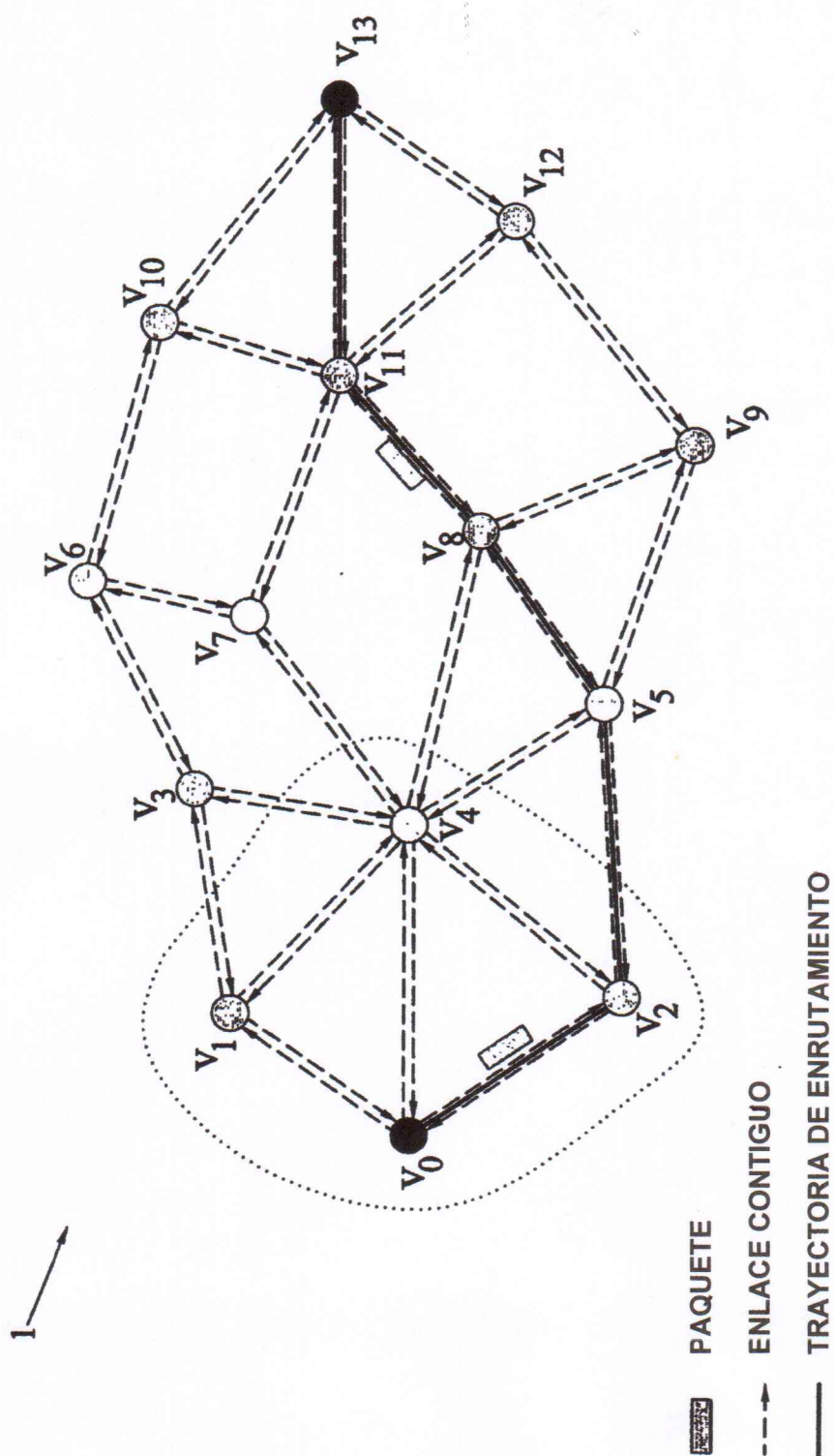


Fig. 9

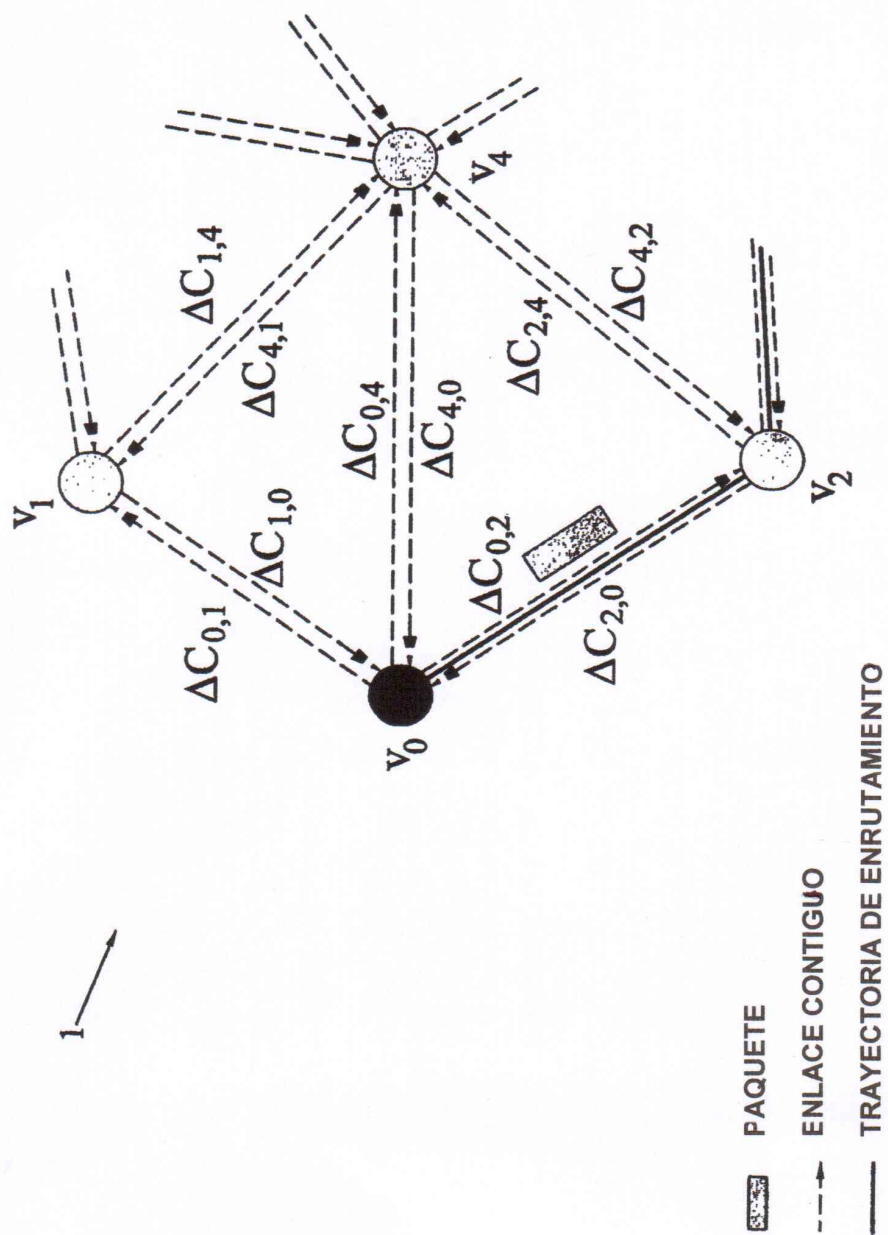


Fig. 10

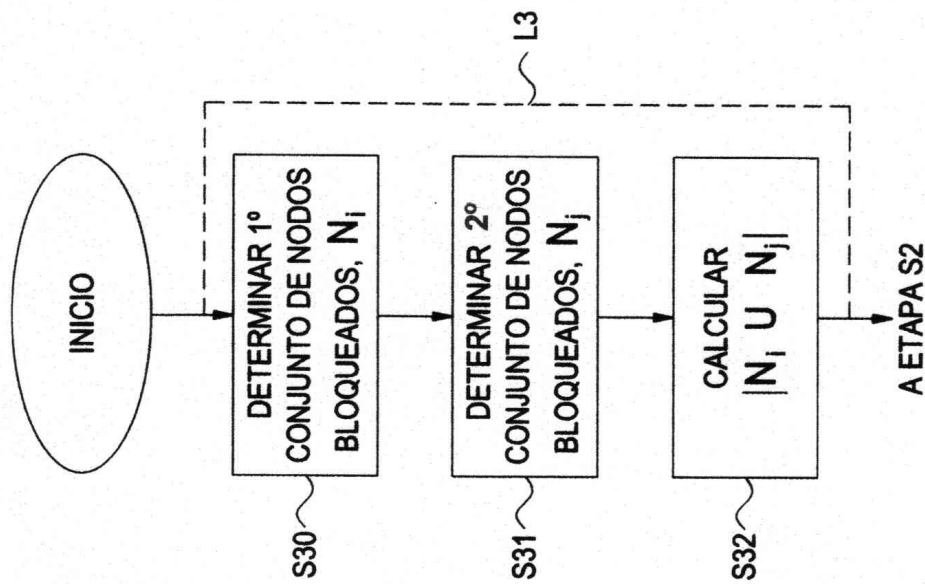


Fig. 11

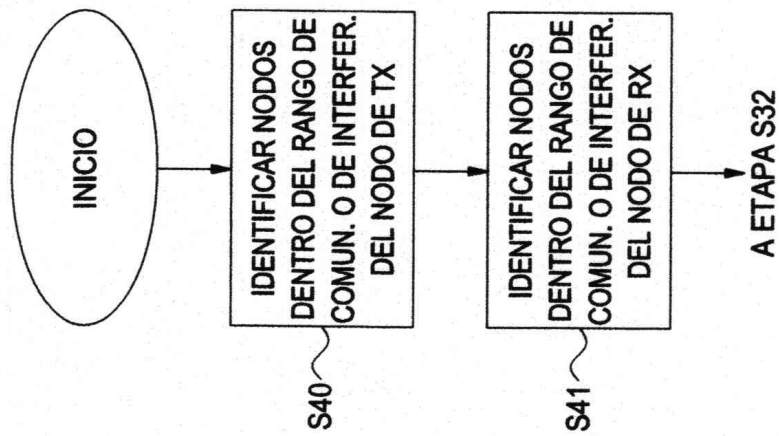


Fig. 12

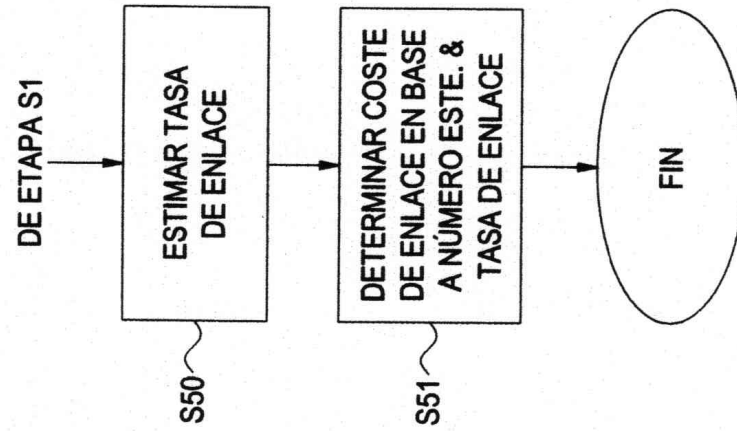


Fig. 14

CONJUNTO DE NODO N_4	
IDENTIFICADOR DE NODO	VALOR DE TIEMPO DE VIDA
V_0	t_0
V_1	t_1
V_2	t_2
V_3	t_3
V_5	t_5
V_7	t_7
V_8	t_8
COSTE DE ENLACE	
$\Delta C_{4,0}$	
$\Delta C_{4,1}$	
$\Delta C_{4,2}$	
$\Delta C_{4,3}$	
$\Delta C_{4,5}$	
$\Delta C_{4,7}$	
$\Delta C_{4,8}$	

Fig. 13

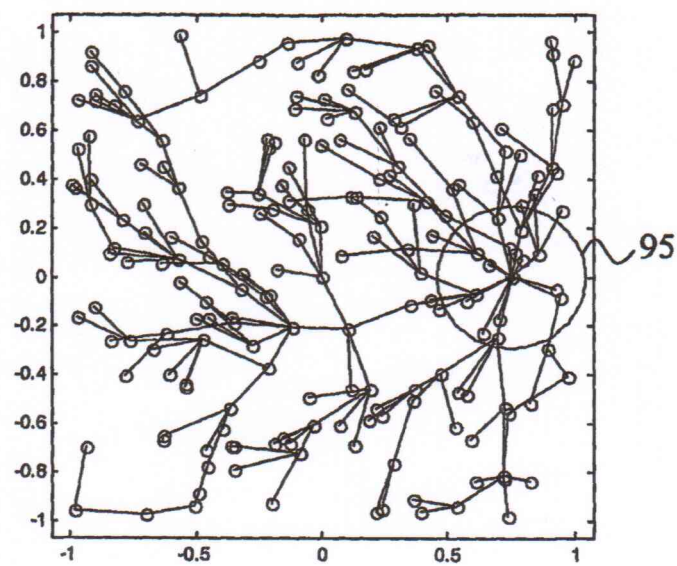


Fig. 15A

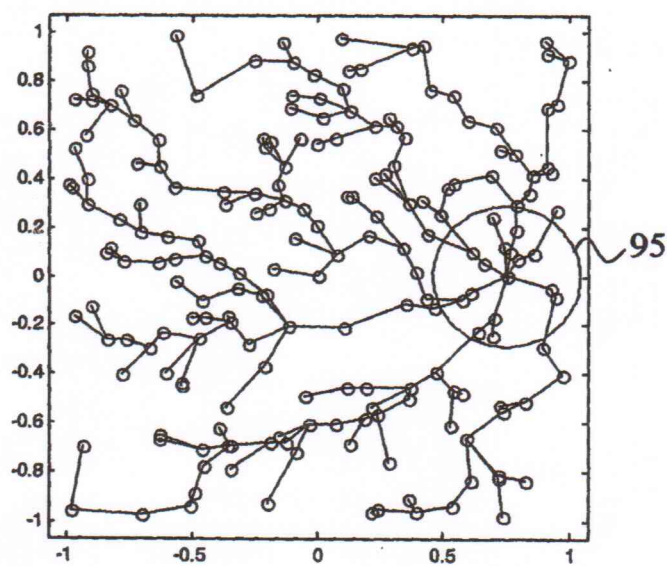


Fig. 15B

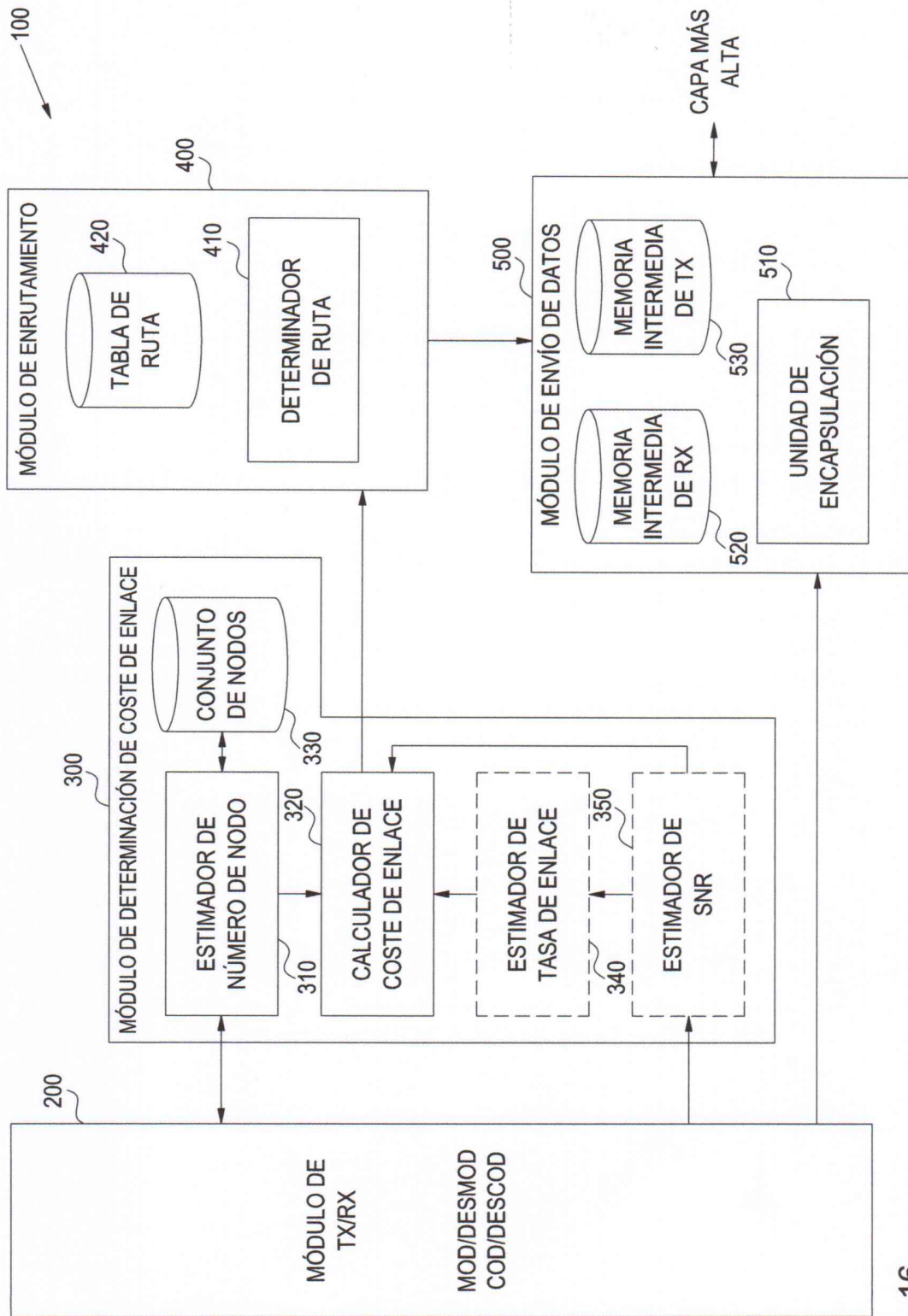


Fig. 16

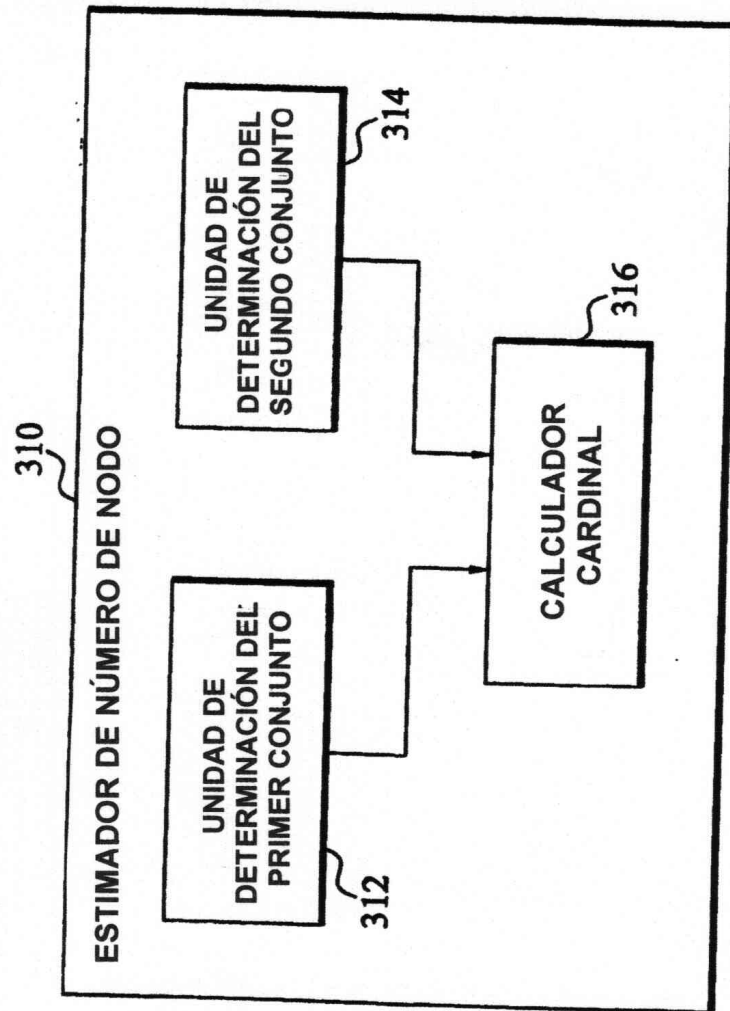


Fig. 17