

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 547 366**

51 Int. Cl.:

H04W 28/26 (2009.01)

H04L 12/927 (2013.01)

H04L 12/911 (2013.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **14.09.2010 E 10763599 (7)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **29.07.2015 EP 2478676**

54 Título: **Un procedimiento para controlar la admisión de un flujo a una red y una red**

30 Prioridad:

14.09.2009 EP 09011720

45 Fecha de publicación y mención en BOPI de la traducción de la patente:

05.10.2015

73 Titular/es:

**NEC EUROPE LTD. (100.0%)
Kurfürsten-Anlage 36
69115 Heidelberg, DE**

72 Inventor/es:

**PÉREZ COSTA, XAVIER;
MEZZAVILLA, MARCO y
DE MARCA, ROBERTO**

74 Agente/Representante:

ROEB DÍAZ-ÁLVAREZ, María

ES 2 547 366 T3

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).

DESCRIPCIÓN

Un procedimiento para controlar la admisión de un flujo a una red y una red.

5 Las investigaciones que llevan a los resultados dados a conocer en la presente solicitud han recibido fondos del Séptimo programa marco de la Unión Europea (FP7/2007-2013) bajo el contrato de subvención nº 214994.

La presente invención se refiere a un procedimiento para controlar la admisión de un flujo a una red de acuerdo con el preámbulo de la reivindicación 1.

10

Asimismo, la presente invención se refiere a una red de acuerdo con el preámbulo de la reivindicación 14.

Tal procedimiento y red se conocen por el documento US-2009/0116384-A1.

15 Se conocen procedimientos adicionales para controlar la admisión de un flujo a una red y redes correspondientes. Particularmente las redes WiMAX están proporcionando una importante futura tecnología inalámbrica de banda ancha que se explica en el Grupo de trabajo IEEE 802.16, "IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks. Part 16: Air Interface for Broadband Wireless Access Systems", Norma IEEE 802.16-2009, mayo de 2009.

20 En base al concepto de OFDMA (Acceso múltiple por división de frecuencia ortogonal), permite que los proveedores de servicios soporten una variedad de aplicaciones en tiempo no real y en tiempo real en diversos entornos móviles y fijos. En WiMAX, se pueden asignar aplicaciones a cualquiera de los diversos servicios de programación que proporcionan diferentes garantías de QoS. Por ejemplo, servicios como UGS (Servicio no solicitado de concesión) proporcionan firmes garantías de QoS mientras que otros como rtPS y nrtPS (Servicios de sondeo en tiempo real y en tiempo no real) proporcionan unos niveles de QoS menos estrictos; finalmente, BE (Mejor esfuerzo) no ofrece

25 ninguna garantía. Cumplir con los requisitos de QoS de las demandas de servicios concedidos es obligatorio para los proveedores de servicios lo cual requiere estimar con exactitud la capacidad del sistema. Las técnicas de estimación de capacidad precisa permiten el diseño de algoritmos o procedimientos de control de admisión eficientes.

30 La literatura actual acerca del control de admisión para WiMAX propone una amplia variedad de opciones que consiguen niveles muy diferentes de exactitud así como carga computacional. De H. Wang, W. Li, y D.P. Agrawal, "Dynamic Admission Control and QoS for 802.16 Wireless MAN", en Proceeding of Wireless Telecommunications Symposium (WTS), Pomona, EEUU, abril de 2005 es obtenible un planteamiento simple que se basa principalmente en la tasa media de datos que una aplicación específica como demanda. Con tal conocimiento, se pueden admitir

35 progresivamente conexiones de diferentes servicios en el sistema WiMAX siguiendo un orden de prioridad predeterminado. Tal planteamiento requiere pocos recursos computacionales; sin embargo, no tiene en consideración la naturaleza variable en el tiempo de las aplicaciones típicas como vídeo o voz con detección de actividad ni el periodo de tiempo en el que estos recursos son requeridos. De ese modo, los recursos reales disponibles podrían no usarse. Esta solución se puede ver como el peor de los casos.

40

Un planteamiento diferente se propone en A. Teh y P. Pudney, "Efficient Admission Control Based on Predicted Traffic Characteristics", en Proceeding of Personal Indoor Mobile Radio Communications (PIMRC), Atenas, Grecia, septiembre de 2007 donde la varianza de los requisitos de ancho de banda de un flujo se propone como una estadística que mejor describe los requisitos de las aplicaciones. Sin embargo, no hay ninguna prueba de que la

45 varianza sea un buen descriptor para todos los tipos de tráfico. Los autores extienden aún más este procedimiento en A. Teh, A. Jayasuriya, y P. Pudney, "Admission Control in Wireless Infrastructure Networks Based on the Predicted Percentage of Delayed Packets", en Proceeding of Asia-Pacific Conference on Communications (APCC), Tokio, Japón, octubre de 2008 donde tienen en cuenta la fracción predicha de paquetes retardados por encima de un umbral. Tal conocimiento se puede usar entonces para evaluar si se puede cumplir con los requisitos de QoS

50

para un flujo particular.

De S. Ghazal, Y.H. Aoul, J.B. Othman, y F. Nait-Abdesselam, "Applying a Self-Configuring Admission Control Algorithm in a New QoS Architecture for IEEE 802.16 Networks", en Proceedings of IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC), Marrakech, Marruecos, julio de 2008 es obtenible un controlador basado en la lógica

55 difusa para predecir la probabilidad de bloqueo de un flujo particular. Se explica que la naturaleza variable de las aplicaciones en tiempo real se puede tomar en consideración mediante un controlador 'basado en reglas'. Sin embargo, se asume que aún se requiere la validación extendida de tal controlador frente a diversos tipos de tráfico. Finalmente, de O. Yang y J. Lu, "Call Admission Control and Scheduling Schemes with QoS support for Real-time Video Applications in IEEE 802.16 Networks", en IEEE Journal of Multimedia, mayo de 2006 es obtenible un

algoritmo de control de admisión exacto para flujos de vídeo que tiene en cuenta los requisitos tanto de producción como de retardo. Sin embargo, este planteamiento no se puede usar en la práctica debido a su carga computacional y por lo tanto, se necesita una alternativa.

5 Las redes WiMAX soportan la reserva de recursos de QoS permitiendo que un nuevo flujo solicite la admisión en el sistema a través de un mensaje de petición de Adición de servicio dinámica (DSA-REQ). Tales peticiones contienen un conjunto de parámetros de QoS que incluye diferente información obligatoria dependiendo del servicio pedido. En base a estos parámetros, para cada reserva i un conjunto mínimo de requisitos de QoS se puede deducir para un servicio como: dado un tiempo de inicio t_i , una cierta cantidad de capacidad B_i (bits) se debería reservar
10 periódicamente para transmitir datos i del flujo dentro de un intervalo de tiempo T_i .

Considerando una nueva reserva i que pide aceptación en el sistema, un algoritmo o procedimiento de control de admisión tiene que evaluar si hay capacidad suficiente disponible en la red para cumplir con el requisito de nueva reserva mientras aún se cumplen los acuerdos de QoS de las reservas ya aceptadas. Tal petición se puede modelar
15 como una secuencia discreta periódica de deltas de kronecker con amplitud B_i y del siguiente modo

$$B_i \cdot \delta(t) = \begin{cases} B_i & \text{si } t = t_i + n \cdot T_i; \text{ donde } n \in \mathbb{Z} \\ 0 & \text{de lo contrario} \end{cases} \quad (1)$$

Asumiendo un sistema WiMAX con una capacidad disponible para datos con requisitos de QoS C_{av} y N reservas ya
20 aceptadas, se puede aceptar una nueva reserva i en la red si se cumple la siguiente condición

$$\max(A(t)) \leq C_{av} \quad (2)$$

25 donde $A(t)$ corresponde a la amplitud de la envolvente de la señal formada por la combinación de las reservas de los N flujos admitidos en el sistema más el que pide la admisión.

Se conocen los siguientes procedimientos para la estimación de la capacidad máxima requerida dentro de un enlace de la red y/o dentro de la red:

30 **A. Peor caso**

Con el fin de determinar $\max(A(t))$ se pueden considerar diferentes planteamientos. La aproximación más fácil pero más pesimista, denominada en lo sucesivo Peor caso, sería asumir que todas las reservas admitidas necesitan
35 servirse simultáneamente, es decir, sin tener en cuenta el tiempo en el que los flujos realmente necesitan servirse.

$$A_{peor_caso}(t) = \sum_{j=1}^{N+1} B_j \quad (3)$$

40 Tal planteamiento es similar al descrito en H. Wang, W. Li, y D.P. Agrawal, "Dynamic Admission Control and QoS for 802.16 Wireless MAN", en Proceeding of Wireless Telecommunications Symposium (WTS), Pomona, EEUU, abril de 2005. Este planteamiento podría dar como resultado que una gran porción de capacidad disponible se infrutilizara.

45 **B. Heurístico**

Una solución exacta para $A(t)$ se puede obtener computando todos los valores de $A(t)$ dentro de su periodo, véase la Ecuación 4. Obsérvese que ya que $A(t)$ está compuesta de $N+1$ reservas periódicas, su periodo corresponde al Mínimo común múltiplo (MCM) de los periodos de las reservas. Este planteamiento se denominará en el resto de
50 este documento Heurístico.

$$A_{heuristic}(t) = \sum_{j=1}^{N+1} \sum_{t=0}^{MCM} B_j \cdot \delta(t) \quad (4)$$

El planteamiento Heurístico tiene una dependencia con el MCM de las reservas en el sistema que, dependiendo de la granularidad permitida para tales periodos, podría aumentar exponencialmente con el número de reservas y por lo tanto pasar a ser muy caro en términos computacionales. Por lo tanto, tal solución podría no ser viable en la práctica.

C. Diofántico

Con el fin de eliminar la dependencia del MCM con el planteamiento Heurístico, se considera otra solución en base a la teoría Diofántica que, en general, maneja ecuaciones polinómicas indeterminadas que permite que las variables sólo sean números enteros. En el resto de este documento este planteamiento se denominará Diofántico y, como se ha mencionado anteriormente, ha sido considerado como una posible solución en la literatura de acuerdo con O. Yang y J. Lu, "Call Admission Control and Scheduling Schemes with QoS support for Real-time Video Applications in IEEE 802.16 Networks", en IEEE Journal of Multimedia, mayo de 2006.

La solución Diofántica se define de la siguiente manera. Considerando un flujo ya aceptado en el sistema descrito con la reserva de recursos $B_i \cdot \delta(t_i + n_i \cdot T_i)$ y un nuevo flujo que pide entrar en la red caracterizado por $B_j \cdot \delta(t_j + n_j \cdot T_j)$, el requisito de recursos máximos de la combinación de ambas reservas, $B_i + B_j$, se podría producir cuando

$$\{t_i + n_i \cdot T_i = t_j + n_j \cdot T_j\} \quad (5)$$

donde n_i y $n_j \in \mathbb{Z}$

Con el fin de hallar el conjunto de soluciones para n_i y n_j , denominado en lo sucesivo conjunto de intersecciones, la condición 5 se puede expresar como una ecuación diofántica lineal con dos variables del siguiente modo

$$\{n_i \cdot T_i + n_j \cdot T_j = t_j - t_i\} \quad (6)$$

Después, en base a la teoría de las ecuaciones diofánticas lineales, se conoce que habrá un conjunto de soluciones de números enteros para n_i y n_j si

$$\frac{t_j - t_i}{d} \in \mathbb{Z} \quad (7)$$

donde $d = \text{mcd}(T_i, T_j)$ y mcd significa máximo común divisor.

Cuando la condición previa se cumple, el conjunto de soluciones correspondientes a un par de reservas específico se puede hallar con el algoritmo euclidiano extendido que hallará a y b de tal manera que

$$a \cdot T_i + b \cdot T_j = d \quad (8)$$

donde a y $b \in \mathbb{Z}$

Aplicando la solución Diofántica a todos los pares de reservas en el sistema, así como a sus soluciones halladas de manera recursiva, se puede hallar una solución exacta para $A(t)$ que sea independiente de la longitud del MCM.

La solución Diofántica requiere computar el mcd para todos los pares de reservas en el sistema así como los

conjuntos de intersecciones hallados. Como resultado, su complejidad computacional aumenta significativamente a medida que el número de reservas crece y, como en el caso de la solución Heurística, podría pasar a ser inviable en la práctica.

- 5 Una estimación de capacidad máxima requerida en un enlace y/o en una red cuando un nuevo flujo pide entrar en el sistema con garantías de QoS específicas es muy importante con respecto al uso de recursos. Tal estimación se basará en garantías de QoS pedidas para el nuevo flujo y la consideración de las garantías de QoS proporcionadas a todos los flujos relevantes ya admitidos.
- 10 Prediciendo con exactitud los requisitos de recursos máximos esperados, un mayor número de flujos con garantías de QoS se puede aceptar en la red y de ese modo, se puede incrementar el uso de los recursos de red disponibles para servicios premium. Aunque un requisito de capacidad de pico exacta se podría hallar aplicando la teoría Diofántica lineal de forma recursiva en las intersecciones halladas, su complejidad computacional es prohibitiva. Por lo tanto, no es viable en la práctica.
- 15 En resumen, el estado de la técnica actual considera el peor caso, es decir la suma de todas las Bs independientemente de su t_i y T_i , o bien propone una solución cuya complejidad computacional no es viable en la práctica.
- 20 De ese modo, es un objeto de la presente invención mejorar y desarrollar aún más un procedimiento para controlar la admisión de un flujo a una red y una red correspondiente de tal modo, que una estimación exacta y fiable de la capacidad máxima requerida dentro de un enlace de la red y/o dentro de la red sea posible a un bajo coste computacional.
- 25 De acuerdo con la invención, el objeto antes mencionado se consigue mediante un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 1.

Asimismo, el objeto antes mencionado se consigue mediante una red de acuerdo con la reivindicación 14.

- 30 De acuerdo con la invención se ha reconocido que una reducción del coste computacional es posible sin una pérdida relevante de exactitud con respecto a la estimación de la capacidad máxima requerida. Tras haber hallado conjuntos de intersecciones entre todos los pares de reservas de QoS los conjuntos de intersecciones hallados se estructurarán construyendo una matriz de intersecciones de reservas de QoS. Asimismo, de acuerdo con la invención, se deducirá el resto de los conjuntos de intersecciones entre las intersecciones halladas. Tal deducción se basará en dicha matriz y se basará en información obtenida con respecto a las reservas de QoS implicadas en cada intersección.

- El procedimiento inventivo es proporcionar una mejora con respecto a los planteamientos conocidos. Una estimación exacta y fiable de la capacidad máxima requerida es posible a un bajo coste computacional. De ese modo, se puede incrementar el uso de los recursos de red disponibles para servicios premium.

Dentro de una forma de realización concreta la capacidad requerida se refiere a requisitos de ancho de banda.

- La construcción de la matriz se lleva a cabo cruzando para cada par de reservas el conjunto de intersecciones hallado. Este es un paso muy simple del procedimiento sin un elevado coste computacional.

- Más preferentemente, la construcción de la matriz se podría llevar a cabo bajo el uso de la teoría de las ecuaciones diofánticas lineales. En base a la teoría de las ecuaciones diofánticas lineales es posible una estimación muy exacta y fiable de la capacidad máxima requerida. De ese modo, la primera parte del procedimiento inventivo que halla los conjuntos de intersecciones podría ser idéntica al procedimiento diofántico. Sin embargo, una vez que se han hallado los conjuntos de intersecciones, una matriz de intersecciones se computa de acuerdo con la invención.

- El resto de los conjuntos de intersecciones se deducirá cruzando para cada reserva la matriz de intersecciones y descartando soluciones no posibles aplicando las siguientes Condiciones 1 y 2:

- 55 Condición 1: Para cualquier par de conjuntos de intersecciones hallados, se cruzarán entre ellos si ambas soluciones tienen una reserva en común y las otras dos reservas se cruzan entre sí, y

Condición 2: Para cualquier conjunto de intersecciones hallado, se cruzará con otro conjunto de intersecciones si y

sólo si todas las reservas implicadas en ambos conjuntos de intersecciones se cruzan las unas con las otras.

Bajo el uso de las Condiciones 1 y 2 mencionadas anteriormente es posible una mejora del planteamiento diofántico conocido, denominado en lo sucesivo E diofántico, que consigue la misma exactitud que la solución diofántica cuando se halla lo máximo de $A(t)$ pero a un coste computacional muy inferior.

Dentro de una forma de realización concreta del procedimiento inventivo la deducción del resto de los conjuntos de intersecciones podría producir un árbol de soluciones que tenga ramificaciones de soluciones. Preferentemente, las ramificaciones de soluciones se podrían ordenar en orden descendente de acuerdo con su valor máximo potencial y se podría finalizar una exploración de las ramificaciones cuando se halle una solución sin que se requiera una exploración total de las ramificaciones. Esto podría proporcionar una optimización para la exploración total del árbol de soluciones con el fin de reducir más aún la carga computacional del procedimiento.

Dentro de una forma de realización más preferida las ramificaciones de soluciones podrían explorarse sólo parcialmente de acuerdo con una política específica para el equilibrio entre la exactitud y el tiempo computacional, por ejemplo la exploración sólo de un porcentaje definible del número total de ramificaciones con la mayor probabilidad de contener la capacidad máxima.

Otra alternativa de optimización se podría proporcionar modelando los requisitos de ancho de banda B_i como múltiplos de un requisito de ancho de banda predefinible B_{ref} y una reserva mayor de B_{ref} se podría modelar como las reservas de B_i/B_{ref} . En este caso, el procedimiento no tendría que tener en cuenta los valores de petición de requisitos de anchos de banda reales sino sólo el número total de intersecciones.

Con respecto a un caso de repetidores de múltiples saltos un flujo entrante de una MR-BS (Estación base de repetidores de múltiples saltos) o RS (Estación repetidora) a una siguiente RS podría ser considerado como un flujo que pide entrar en la red con al menos una reserva de recursos de QoS. En otras palabras, tales flujos entrantes podrían ser considerados por la solución E diofántica como sólo flujos adicionales con requisitos de QoS. Como tal, la propia solución E diofántica no necesita ninguna extensión excepto el procedimiento de control de admisión que la usa.

Preferentemente, cuando un flujo está pidiendo entrar en la red, el procedimiento podría comprender el paso de determinar si un destino, en el caso de una petición de enlace descendente, o una fuente, en el caso de una petición de enlace ascendente, se asocian a una RS, y en tal caso el procedimiento podría comprender además el paso de considerar el flujo para la estimación de la capacidad máxima.

Concretamente, si no está implicada ninguna RS para la petición del nuevo flujo, se podría aplicar directamente la solución E diofántica. Si está implicada una RS, se podría llevar a cabo una estimación de la capacidad máxima requerida para todas las BSs y RSs implicadas en una trayectoria de flujo desde una fuente hasta su destino.

En el último caso, empezando desde la primera BS o RS en la trayectoria de datos del nuevo flujo y acabando en la última MR-BS o RS dentro de la red, el nuevo requisito de capacidad máxima se podría computar secuencialmente. En otras palabras, la estimación de la capacidad máxima requerida se podría llevar a cabo secuencialmente paso a paso.

Preferentemente, la petición se podría rechazar, si en algún paso la capacidad máxima requerida está por encima de un valor de una capacidad máxima disponible.

Con el fin de computar el nuevo requisito de capacidad máxima en cada MR-BS y RSs implicadas, se necesita considerar el conjunto de flujos ya aceptados en el sistema o red más el nuevo. De ese modo, en cada paso o salto adicional un tiempo de inicio de reserva se podría incrementar un número entero de duración de las tramas WiMAX o cualquier otro número arbitrario de acuerdo con las capacidades de procesamiento de la MR-BS y/o RSs.

Generalmente, un valor de una capacidad máxima disponible en un enlace y/o en la red se podría definir por un operador o se podría definir en base a la política de un operador. En otras palabras, este valor no tiene que corresponder necesariamente a una capacidad real disponible dentro del enlace y/o en la red.

La solución reivindicada es tan exacta como una solución diofántica lineal "pura" pero su carga computacional es muy inferior. Adicionalmente, se podrían aprovechar exploraciones de árbol parciales en base a la matriz de intersecciones definidas para el equilibrio entre la exactitud y el tiempo computacional.

La presente invención proporciona una predicción exacta de los requisitos de recursos máximos cuando se acepta un nuevo flujo con requisitos de QoS. La carga computacional está por debajo de soluciones alternativas en la mayoría de los casos. Asimismo, la invención proporciona un soporte transparente de casos de múltiples saltos.

5

El procedimiento E diofántico descrito anteriormente se puede extender para ser aplicable a la Norma IEEE 802.16j para escenarios de repetidores de múltiples saltos.

Asimismo, la invención se podría extender para considerar no sólo los requisitos de ancho de banda sino otros parámetros como fluctuación de fase, pérdida de paquetes, programador usado, etc.

Hay varios modos de cómo diseñar y desarrollar aún más las enseñanzas de la presente invención de un modo ventajoso. Para este fin se debe hacer referencia a las reivindicaciones de patente subordinadas a la reivindicación de patente 1 por un lado y a la siguiente explicación de las formas de realización preferidas de la invención a modo de ejemplo, ilustradas mediante las figuras por otro lado. En conexión con la explicación de las formas de realización preferidas de la invención mediante la ayuda de las figuras, se explicarán formas de realización generalmente preferidas y mayores desarrollos de las enseñanzas. En el dibujo

La Fig. 1 muestra un ejemplo de una matriz de intersecciones de reservas de acuerdo con una forma de realización de un procedimiento para controlar la admisión de un flujo a una red de acuerdo con la invención,

La Fig. 2 ilustra un ejemplo de un árbol de soluciones de intersecciones para el planteamiento diofántico mejorado de acuerdo con la invención,

La Fig. 3 muestra dos diagramas que ilustran una comparación del rendimiento de los algoritmos y

La Fig. 4 ilustra un ejemplo de un escenario de repetidores de múltiples saltos de IEEE 802.16j.

En base a los problemas de viabilidad identificados para las soluciones tanto Heurística como Diofántica, se da una mejora del planteamiento Diofántico como una forma de realización de la invención, denominado en lo sucesivo E Diofántico, que consigue la misma exactitud que la solución Diofántica cuando se halla lo máximo de $A(t)$ pero a un coste computacional muy inferior.

La solución E diofántica propuesta consiste primero en, exactamente como en el caso Diofántico, hallar los conjuntos de intersecciones entre todos los pares de reservas en consideración. Después de este paso, en lugar de repetir el proceso de manera recursiva para todos los conjuntos de intersecciones hallados, los resultados se estructuran en una matriz de intersecciones de reservas como la mostrada en la Fig. 1 para un ejemplo de 10 reservas. En base a esta matriz de intersecciones, se deduce el resto de los conjuntos de intersecciones entre las soluciones halladas en base a la información obtenida con respecto a las reservas implicadas en cada intersección.

A continuación se proporcionan los teoremas y pruebas que permiten el algoritmo o procedimiento E Diofántico diseñado.

A. Intersección de 2 conjuntos de intersecciones

Teorema 1: Para cualquier par de conjuntos de intersecciones hallados, se cruzarán entre ellos si ambas soluciones tienen una reserva en común y las otras dos reservas se cruzan entre ellas

Prueba: Considérese que para la reserva i y j existe un conjunto de intersecciones definido como

50

$$\{t_{ij} + n_{ij} \cdot T_{ij}\} \quad (9)$$

$$\text{donde } T_{ij} = \text{mcm}(T_i, T_j) \text{ y } n_{ij} \in \mathbb{Z}$$

de tal manera que el menor n_i y $n_j \in \mathbb{Z}$ satisfacen

55

$$t_i + n_i \cdot T_i = t_j + n_j \cdot T_j \equiv t_{ij} \quad (10)$$

y que para la reserva j y k existe otro conjunto de intersecciones definido como

$$\{t_{jk} + n_{jk} \cdot T_{jk}\} \quad (11)$$

5 donde $T_{jk} = \text{mcm}(T_j, T_k)$ y $n_{jk} \in \mathbb{Z}$

de tal manera que el menor n_j y $n_k \in \mathbb{Z}$ satisfacen

$$t_j + n'_j \cdot T_j = t_k + n_k \cdot T_k \equiv t_{jk} \quad (12)$$

Existirá un conjunto de intersecciones entre ambos conjuntos de intersecciones hallados si un conjunto de n_{ij} y $n_{jk} \in \mathbb{Z}$ de tal manera que

$$15 \quad \{t_{ij} + n_{ij} \cdot T_{ij} = t_{jk} + n_{jk} \cdot T_{jk}\} \quad (13)$$

Considerando que t_{ij} y t_{jk} se pueden expresar como $t_j + n_j \cdot T_j$ y $t_k + n'_k \cdot T_k$ respectivamente, se puede expandir la Ecuación 13 de la siguiente manera

$$20 \quad \{t_j + n_j \cdot T_j + n_{ij} \cdot T_{ij} = t_k + n'_k \cdot T_k + n_{jk} \cdot T_{jk}\} \quad (14)$$

Lo cual también se puede expresar como

$$25 \quad \left\{ n_j + n_{ij} \frac{T_{ij}}{\text{mcd}(T_i, T_j)} = n'_k + n_{jk} \frac{T_{jk}}{\text{mcd}(T_j, T_k)} \right\} \quad (15)$$

Después, ya que

$$30 \quad \left\{ n_j + n_{ij} \frac{T_{ij}}{\text{mcd}(T_i, T_j)} \right\} \subseteq \{t_i + n_i \cdot T_i\} \quad (16)$$

y

$$35 \quad \left\{ n'_k + n_{jk} \frac{T_{jk}}{\text{mcd}(T_j, T_k)} \right\} \subseteq \{t_k + n_k \cdot T_k\} \quad (17)$$

se puede afirmar que existirá una solución para n_{ij} y $n_{jk} \in \mathbb{Z}$ de tal manera que la condición en la Ecuación 15 se cumple si se cruzan las reservas i y k. El conjunto de intersecciones resultante para las reservas i, j y k se definiría entonces como

$$\{t_{ijk} + n_{ijk} \cdot T_{ijk}\} \quad (18)$$

donde $T_{ijk} = \text{mcm}(T_i, T_j, T_k)$ y $n_{ijk} \in \mathbb{Z}$

B. Intersección de N+1 conjuntos de intersecciones

5

Teorema 2: Para cualquier conjunto de intersecciones hallados, se cruzará con otro conjunto de intersecciones si y sólo si todas las reservas implicadas en ambos conjuntos de intersecciones se cruzan las unas con las otras

Prueba: Asumiendo un conjunto de intersecciones de N conjunto de intersecciones definido como

10

$$\{t_N + n_N \cdot T_N\} = I_N \quad (19)$$

15 Obsérvese que la notación para un conjunto de intersecciones se ha simplificado por motivos de legibilidad de tal manera que se hace referencia a un conjunto de intersecciones de cualquier par de reservas con un único subíndice en lugar de con las dos reservas implicadas

Para un conjunto de intersecciones adicional I_{N+1} que cruzar con I_N debería existir un conjunto de n_N y $n_{N+1} \in \mathbb{Z}$ de tal manera que

20

$$\{t_N + n_N \cdot T_N = t_{N+1} + n_{N+1} \cdot T_{N+1}\} \quad (20)$$

Considerando que

25

$$I_N \in \{t_1 + n_1 \cdot T_1\} \cap \dots \cap \{t_N + n_N \cdot T_N\} \quad (21)$$

Entonces, el conjunto de intersecciones I_{N+1} se cruzará con I_N si y sólo si

30

$$I_{N+1} \cap \{t_1 + n_1 \cdot T_1\} \cap \dots \cap \{t_N + n_N \cdot T_N\} \quad (22)$$

C. Algoritmo E Diofántico

35

Algoritmo 3 Algoritmo E Diofántico para averiguar el requisito de recursos máximos para una nueva reserva T_{N+1} con tiempo de inicio t_{N+1} , periodo T_{N+1} y requisito B_{N+1} considerando el conjunto de N reservas ya aceptadas en el sistema con sus correspondientes tiempos de inicio $t = (t_1 \dots t_N)$, periodos $T = (T_1 \dots T_N)$ y requisitos $B = (B_1 \dots B_N)$

```

1: Call executed for each new reservation request
2: for i = 1 to N + 1 do
3:   for j = i + 1 to N + 1 do
4:     if solution_exists(t_i, t_j, T_i, T_j) then
5:       intersections ← find_inters_dioph(t_i, t_j, T_i, T_j)
6:     end if
7:   end for
8: end for
9: intersections ← group_intersections(intersections)
10: m_inters = compute_matrix_inters(intersections)
11: for i = 1 to N + 1 do
12:   solutions_tree ← compute_inters_inters(m_inters, i)

```

```

13: end for
14: if find_maximum(solutions_tree, B) ≤ Cav then
15:   return accept_request(rN+1)
16: else
17:   return reject_request(rN+1)
18: end if

```

El algoritmo 3 detalla los pasos seguidos por la solución E Diofántica. La primera parte del algoritmo, que halla los primeros conjuntos de intersecciones, es idéntica al algoritmo Diofántico. Una vez que se han obtenido los primeros conjuntos de intersecciones, se computa una matriz de intersecciones. Esta operación corresponde a la función `compute matrix inters(.)` en el Algoritmo 3. La Fig. 1 proporciona un ejemplo de una matriz de intersecciones halladas para un conjunto de 10 reservas. Tal matriz de intersecciones se puede obtener simplemente cruzando para cada par de reservas el conjunto de intersecciones obtenidas en la primera parte del algoritmo.

En base a la matriz de intersecciones, el algoritmo E Diofántico halla el resto de intersecciones adicionales cruzando para cada reserva la matriz de intersecciones y descartando las soluciones no posibles aplicando los Teoremas 1 y 2. Esta operación corresponde a la función `compute_inters_inters(.)` y produce el llamado `solutions_tree`. La Fig. 2 ilustra el árbol de soluciones halladas en base a la matriz de intersecciones mostrada en la Fig. 1. Debido a las limitaciones de espacio sólo se muestra una solución para cada ramificación de segundo nivel. Como ejemplo, en el caso de la reserva 1 no hay ninguna ramificación de soluciones con la reserva 2 ya que de acuerdo con la matriz de intersecciones la reserva 1 no se cruza con la reserva 2. En el caso de la ramificación de soluciones 1 → 3 → 4 la continuación con la ramificación de la reserva 5 también es descartada ya que la reserva 3 no se cruza con la 5.

Obviamente, son posibles optimizaciones para la exploración total del árbol de soluciones con el fin de reducir aún más la carga computacional del algoritmo. Por ejemplo, en base a la matriz de intersecciones, las ramificaciones de soluciones que explorar se podrían ordenar en orden descendente de acuerdo con su valor máximo potencial y de ese modo, la exploración se podría finalizar cuando se hallara una solución sin requerirse una exploración total. Otra alternativa de exploración podría ser modelar los requisitos de ancho de banda B_i como múltiplos de un B_{ref} elegido de forma arbitraria. En este caso, una reserva mayor de B_{ref} se podría modelar como las reservas de $[B_i/B_{ref}]$ y el algoritmo no tendría que tener en cuenta los valores de petición de requisitos de anchos de banda reales sino sólo el número total de intersecciones.

D. Comparación del rendimiento de los algoritmos

Para validar y evaluar las diferencias de rendimiento entre el Peor caso, y los planteamientos Heurístico, Diofántico y E Diofántico los presentes inventores han implementado estos algoritmos en matlab y han llevado a cabo el siguiente experimento cuyos resultados se resumen en la Fig. 3. Los presentes inventores consideraron un sistema con 10 a 100 reservas donde para cada una t_i y T_i se eligen al azar de una distribución uniforme. El intervalo de la distribución uniforme se elige dependiendo de la granularidad considerada: 1 a 100 para granularidad 1, 1 a 20 para granularidad 5 y 1 a 10 para granularidad 10. A efectos de ilustración se toma B_i como 1 en todos los casos.

La Fig. 3(a) muestra la diferencia entre el número máximo estimado de recursos requeridos por cada uno de los planteamientos. Como se puede observar, la diferencia se incrementa a medida que se incrementa el número de reservas así como cuando una granularidad mayor se considera para todos los planteamientos excepto el Diofántico y el E Diofántico. Tomando el valor Diofántico como referencia ya que representa la solución exacta, como se espera la solución del Peor caso es la que presenta las mayores diferencias con respecto a los valores reales alcanzando diferencias de por encima del 300%. Tal gran diferencia con respecto a los requisitos reales usados obviamente daría como resultado un uso muy inferior de la red por servicios con requisitos de QoS que el posible y de ese modo, unos ingresos potenciales inferiores para un operador de red. En el caso Heurístico, cuanto mayor es la granularidad mayor es la diferencia con respecto al valor real debido a una limitación en el valor del MCM máximo que se puede considerar en una implementación real (10^7 en el sistema de los presentes inventores). Aún peor, la estimación está por debajo del valor real y por lo tanto, su uso a efectos de control de admisión podría comprometer las garantías de QoS en una red. Por otro lado, la estimación E Diofántica siempre es igual a la Diofántica y de ese modo, confirma la exactitud de los Teoremas 1 y 2.

En la Figura 3(b) se muestran las diferencias correspondientes en la carga computacional con respecto al planteamiento Heurístico que se toma aquí como referencia debido a su simplicidad de implementación. El Peor caso no es considerado ya que su carga computacional es obviamente insignificante pero, como se muestra en la

Figura 3(a), su estimación de los recursos reales usados también daría como resultado un uso muy inferior de la red por servicios con requisitos de QoS. Por la Figura se puede observar que la solución Diofántica, aunque es exacta, excede con creces la carga computacional de las soluciones alternativas consideradas y de ese modo, no sería viable en la práctica. Por ejemplo, en el caso de 30 reservas el tiempo de cómputo en un servidor de simulación Core 2*Quad llevó >1000 segundos. Para la granularidad más baja considerada, el planteamiento Heurístico claramente obtiene un rendimiento superior en tiempo computacional al de la solución E Diofántica sin ninguna pérdida de exactitud. Sin embargo, a medida que se incrementa la granularidad considerada, el rendimiento E Diofántico es, en la mayoría de los casos, aproximadamente tres órdenes de magnitud más rápido que el Heurístico y al mismo tiempo obtiene una estimación exacta del requisito máximo que se espera mientras que el Heurístico, especialmente para la granularidad 1, claramente obtiene una estimación demasiado baja. En base a estos resultados, en el resto del documento los presentes inventores sólo se centrarán en el análisis de la solución E Diofántica propuesta.

E. Extensión de repetidores de múltiples saltos

La solución E Diofántica se puede extender para ser aplicable a la norma IEEE 802.16j para escenarios de repetidores de múltiples saltos. A continuación se describe en detalle la extensión de repetidores de múltiples saltos E Diofántica propuesta.

En el caso de los repetidores de múltiples saltos de IEEE 802.16j, flujos entrantes de una MR-BS o RSs a la siguiente RS pueden ser considerados por la solución E Diofántica como sólo flujos adicionales con requisitos de QoS. Como tal, la propia solución E Diofántica no necesita ninguna extensión excepto el algoritmo de control de admisión que la usa. Cuando un nuevo flujo pide la admisión en el sistema el algoritmo de control de admisión debería determinar si el destino, en el caso de una petición de enlace descendente, o la fuente, en el caso de una petición de enlace ascendente, se asocian a una RS y en tal caso considerarlo para el cómputo del requisito de capacidad máxima del siguiente modo.

Primero, se necesitan diferenciar dos casos. Si ninguna RS está implicada para la petición del nuevo flujo, se puede aplicar directamente la solución E Diofántica. Por otro lado, si una RS está implicada, el incremento del requisito de capacidad máxima necesita comprobarse para la Estación base y la(s) Estación(es) repetidora(s) implicadas en la trayectoria de flujo hasta su destino. En el último caso, empezando desde la primera Estación base o RS en la trayectoria de datos del nuevo flujo y acabando en la última MR-BS o RS dentro de una red WiMAX local, el nuevo requisito de capacidad máxima se computará secuencialmente y si en algún paso se considera que está por encima de la capacidad máxima disponible, la petición será rechazada. Con el fin de computar el nuevo requisito de capacidad máxima en cada MR-BS y RS(s) implicadas, se necesita considerar el conjunto de flujos ya aceptados en el sistema más el nuevo, teniendo en cuenta que la llegada del flujo a cada MR-BS o RS siguiente se incrementará un número entero de duración de las tramas WiMAX, N_f , de acuerdo con las capacidades de procesamiento de las MR-BS y RSs. En la Fig. 4 los presentes inventores proporcionan un ejemplo de un escenario de repetidores de múltiples saltos con una comunicación de enlace ascendente y enlace descendente.

Enlace descendente

En el caso del enlace descendente, considerando un conjunto de flujos con requisitos de QoS procedente de la Red de núcleo WiMAX con sus reservas definidas de la siguiente manera $R_{CN} = \{r_{CN1}, r_{CN2}, \dots, r_{CN_N}\}$, para cada RS posterior el conjunto de flujos que considerar por cada Repetidor en la trayectoria de flujo hasta su destino, R_{RS_M} , incluyendo el nuevo flujo que pide admisión se puede expresar como

$$R_{RS_M} \subseteq R_{RS_{M-1}} \subseteq R_{RS_{M-2}} \dots \subseteq R_{CN} \quad (23)$$

y las peticiones de ancho de banda periódicas para cualquier reserva $j \in R$ en el Repetidor $R_i \in i = 1..M$ como

$$B_j \cdot \delta(t_j + i \cdot N_f + n_j \cdot T_j) \quad (24)$$

De ese modo, la solución E Diofántica se puede aplicar para obtener el requisito de recursos máximos esperado en cada RS considerando el subconjunto correspondiente de reservas de R_{CN} y el tiempo de inicio incrementado $t_j + i \cdot N_f$.

5 Enlace ascendente

En el caso del enlace ascendente, a diferencia del enlace descendente, en cada salto siguiente desde la fuente el número de reservas que considerar para hallar el requisito de recursos máximos se podría incrementar. Considerando un conjunto de flujos con requisitos de QoS originado por las SSs asociadas con un Repetidor i con sus reservas definidas de la siguiente manera $R_{SS_i} = [r_{SS1}, r_{SS2}, \dots, r_{SSN}]$, para cada RS posterior el conjunto de reservas que considerar por cada Repetidor en la trayectoria de flujo hasta la MR-BS, R BS, incluyendo el nuevo flujo que pide admisión se puede expresar como

$$R_{BS} \supseteq R_{RS_M} \supseteq R_{RS_{M-1}} \dots \supseteq R_{RS_1} \quad (25)$$

y las peticiones de ancho de banda periódicas para cualquier reserva $j \in R$ en el Repetidor $R_i \in i = 1..M$ o MR-BS $i = M + 1$ como

$$B_j \cdot \delta(t_j + (i-1) \cdot N_f + n_j \cdot T_j) \quad (26)$$

De ese modo, de forma similar al caso del enlace descendente, la solución E Diofántica se puede aplicar para obtener el requisito de recursos máximos esperado en cada RS y la MR-BS considerando el subconjunto correspondiente de reservas de R BS y el tiempo de inicio incrementado $t_j + (i - 1) \cdot N_f$.

Muchas modificaciones y otras formas de realización de la invención expuestas en este documento le vendrán a la mente al experto en la materia a la que pertenece la invención que se benefician de las enseñanzas presentadas en la descripción precedente y los dibujos asociados. Por lo tanto, se debe entender que la invención no se ha de limitar a las formas de realización específicas dadas a conocer y que las modificaciones y otras formas de realización están destinadas a incluirse dentro del ámbito de las reivindicaciones anexas. Aunque se emplean términos específicos en este documento, sólo se usan en un sentido genérico y descriptivo y no a efectos de limitación.

REIVINDICACIONES

1. Un procedimiento para controlar la admisión de un flujo a una red, particularmente una red WiMAX, Interoperabilidad mundial para acceso por microondas, en el que se llevará a cabo una estimación de capacidad máxima requerida dentro de un enlace de la red y/o dentro de la red para examinar, si se puede admitir el flujo que pide entrar en la red con al menos una reserva de recursos de QoS, Calidad de servicio, hallando conjuntos de intersecciones entre todos los pares de reservas de QoS, es decir las reservas de QoS ya aceptadas dentro del enlace y/o dentro de la red y la al menos una reserva de QoS requerida por el flujo, mediante el algoritmo Diofántico para proporcionar conjuntos de intersecciones hallados,
- 10 caracterizado por estructurar los conjuntos de intersecciones hallados construyendo una matriz de intersecciones de reservas de QoS, en el que la construcción de la matriz se llevará a cabo cruzando para cada par de reservas el conjunto de intersecciones hallado, y
- 15 - en base a dicha matriz - deducir el resto de los conjuntos de intersecciones entre las intersecciones halladas, en base a la información obtenida con respecto a las reservas de QoS implicadas en cada intersección, en el que el resto de los conjuntos de intersecciones se deducirán cruzando para cada reserva la matriz de intersecciones y descartando soluciones no posibles aplicando las siguientes Condiciones 1 y 2:
- 20 Condición 1: Para cualquier par de conjuntos de intersecciones hallados, se cruzarán entre ellos si ambas soluciones tienen una reserva en común y las otras dos reservas se cruzan entre sí, y
- Condición 2: Para cualquier conjunto de intersecciones hallado, se cruzará con otro conjunto de intersecciones si y sólo si todas las reservas implicadas en ambos conjuntos de intersecciones se cruzan las unas con las otras.
- 25 2. Un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 1, en el que la capacidad requerida hace referencia a requisitos de ancho de banda.
3. Un procedimiento de acuerdo con las reivindicaciones 1 ó 2, en el que la construcción de la matriz se
- 30 llevará a cabo bajo el uso de la teoría de las ecuaciones diofánticas lineales.
4. Un procedimiento de acuerdo con una de las reivindicaciones 1 a 3, en el que la deducción del resto de los conjuntos de intersecciones producirá un árbol de soluciones que tiene ramificaciones de soluciones.
- 35 5. Un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 4, en el que las ramificaciones de soluciones se ordenarán en orden descendente de acuerdo con su valor máximo potencial y se finalizará una exploración de las ramificaciones cuando se halle una solución sin requerirse una exploración total de las ramificaciones o
- en el que las ramificaciones de soluciones se explorarán sólo parcialmente de acuerdo con una política específica
- 40 para el equilibrio entre la exactitud y el tiempo computacional, por ejemplo la exploración sólo de un porcentaje definible del número total de ramificaciones con la mayor probabilidad de contener la capacidad máxima.
6. Un procedimiento de acuerdo con una de las reivindicaciones 1 a 5, en el que los requisitos de ancho de banda B_i se modelan como múltiplos de un requisito de ancho de banda predefinible B_{ref} y una reserva mayor de
- 45 B_{ref} se modelará como las reservas de B_i/B_{ref} .
7. Un procedimiento de acuerdo con una de las reivindicaciones 1 a 6, en el que dentro de un caso de repetidores de múltiples saltos un flujo entrante de una MR-BS (Estación base de repetidores de múltiples saltos) o RS (Estación repetidora) a una siguiente RS podría ser considerado como un flujo que pide entrar en la red con al
- 50 menos una reserva de recursos de QoS.
8. Un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 7, en el que - cuando un flujo pide entrar en la red - el procedimiento comprende el paso de determinar si un destino, en el caso de una petición de enlace descendente, o una fuente, en el caso de una petición de enlace ascendente, se asocian a una RS, y en tal caso el procedimiento
- 55 comprende además el paso de considerar el flujo para la estimación de la capacidad máxima.
9. Un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 7 u 8, en el que, si una RS está implicada, una estimación de la capacidad máxima requerida se llevará a cabo para todas las BSs y RSs implicadas en una trayectoria de flujo desde una fuente hasta su destino.

10. Un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 9, en el que la estimación de la capacidad máxima requerida se llevará a cabo secuencialmente paso a paso.
- 5 11. Un procedimiento de acuerdo con la reivindicación 10, en el que la petición será rechazada, si en algún paso la capacidad máxima requerida está por encima de un valor de una capacidad máxima disponible.
12. Un procedimiento de acuerdo con una de las reivindicaciones 7 a 11, en el que en cada paso o salto adicional un tiempo de inicio de reserva se incrementará un número entero de duración de las tramas WiMAX o
10 cualquier otro número arbitrario de acuerdo con las capacidades de procesamiento de las MR-BS y/o RSs.
13. Un procedimiento de acuerdo con una de las reivindicaciones 1 a 12, en el que un valor de una capacidad máxima disponible en un enlace y/o en la red se definirá por un operador o en base a la política de un operador.
15
14. Una red, particularmente una red WiMAX, Interoperabilidad mundial para acceso por microondas, en el que se llevará a cabo una estimación de capacidad máxima requerida dentro de un enlace de la red y/o dentro de la red para examinar, si se puede admitir el flujo que pide entrar en la red con al menos una reserva de recursos de QoS, Calidad de servicio, hallando conjuntos de intersecciones entre todos los pares de reservas de QoS, es decir
20 las reservas de QoS ya aceptadas dentro del enlace y/o dentro de la red y la al menos una reserva de QoS requerida por el flujo, mediante el algoritmo Diofántico para proporcionar conjuntos de intersecciones hallados,
caracterizado porque la red comprende medios para estructurar los conjuntos de intersecciones hallados adaptados para construir una matriz de intersecciones de reservas de QoS, en el que la construcción de la matriz se llevará a
25 cabo cruzando para cada par de reservas el conjunto de intersecciones hallado, y
medios para - en base a dicha matriz - deducir el resto de los conjuntos de intersecciones entre las intersecciones halladas, en base a la información obtenida con respecto a las reservas de QoS implicadas en cada intersección, en el que el resto de los conjuntos de intersecciones se deducirán cruzando para cada reserva la matriz de
30 intersecciones y descartando soluciones no posibles aplicando las siguientes Condiciones 1 y 2:
- Condición 1: Para cualquier par de conjuntos de intersecciones hallados, se cruzarán entre ellos si ambas soluciones tienen una reserva en común y las otras dos reservas se cruzan entre sí, y
- 35 Condición 2: Para cualquier conjunto de intersecciones hallado, se cruzará con otro conjunto de intersecciones si y sólo si todas las reservas implicadas en ambos conjuntos de intersecciones se cruzan las unas con las otras.

| Reservas | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 |
|-----------------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|----------|-----------|
| 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| 2 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| 3 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 |
| 4 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 5 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 |
| 6 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 |
| 7 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 |
| 8 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 9 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| 10 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 |

Fig. 1

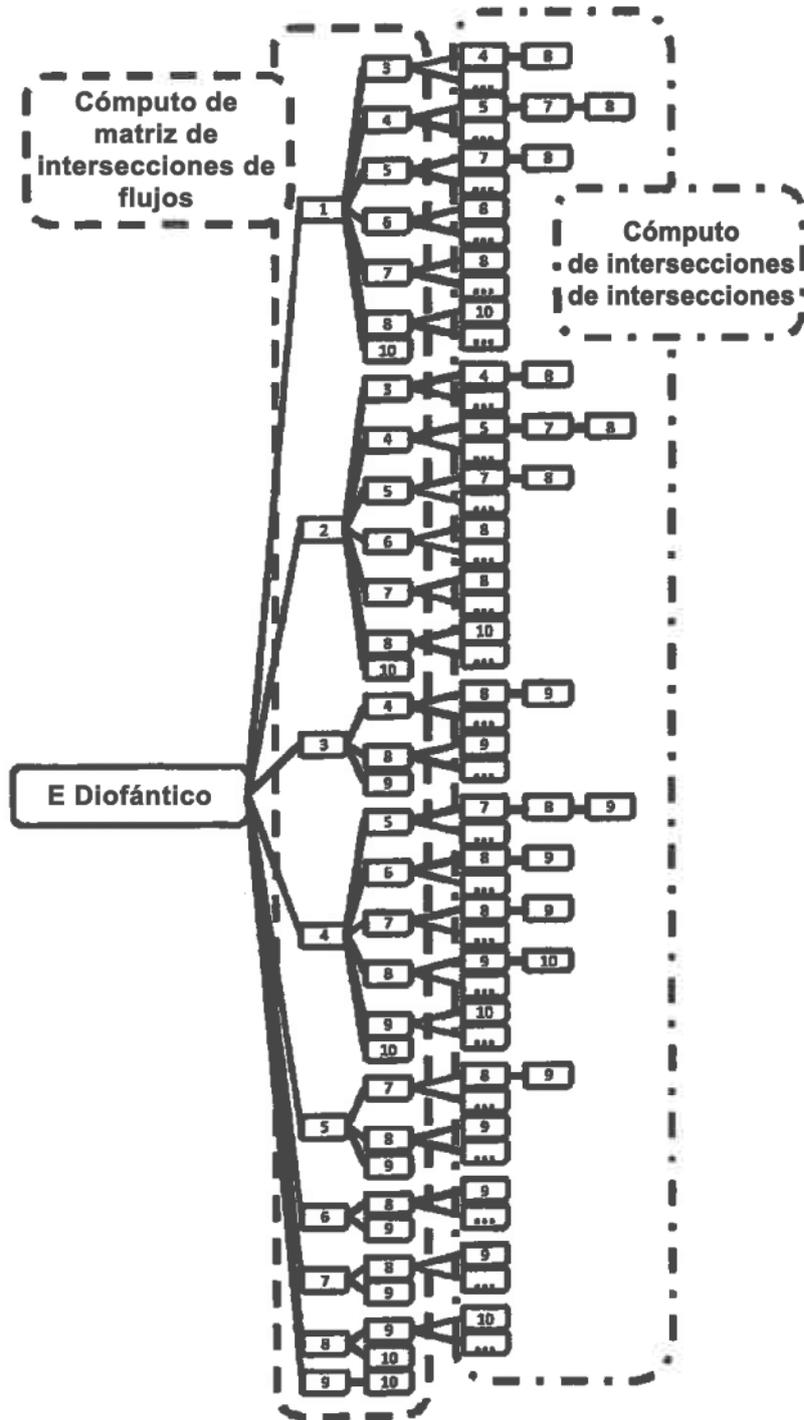


Fig. 2

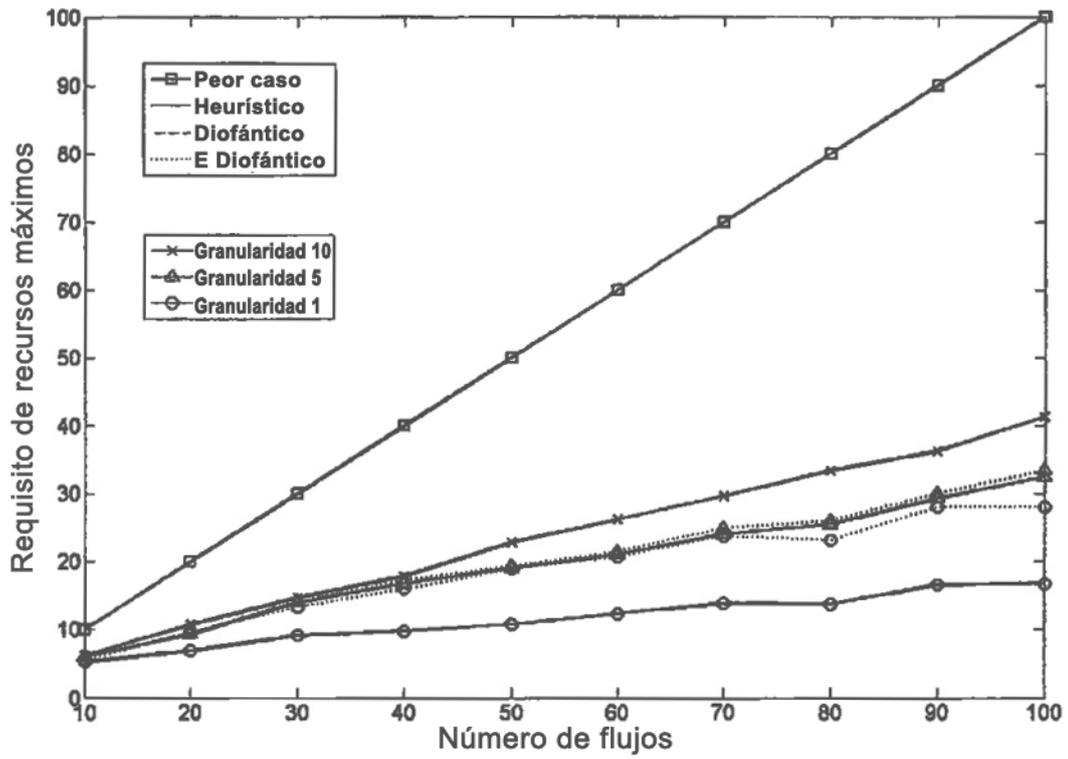


Fig. 3a

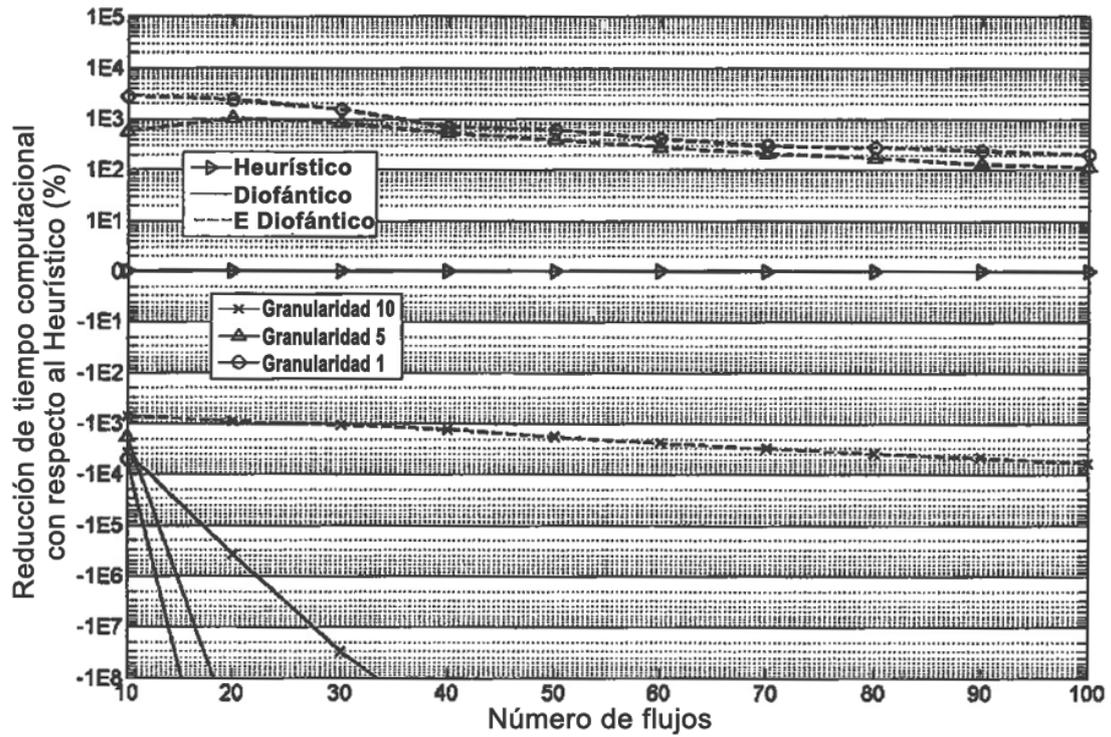


Fig. 3b

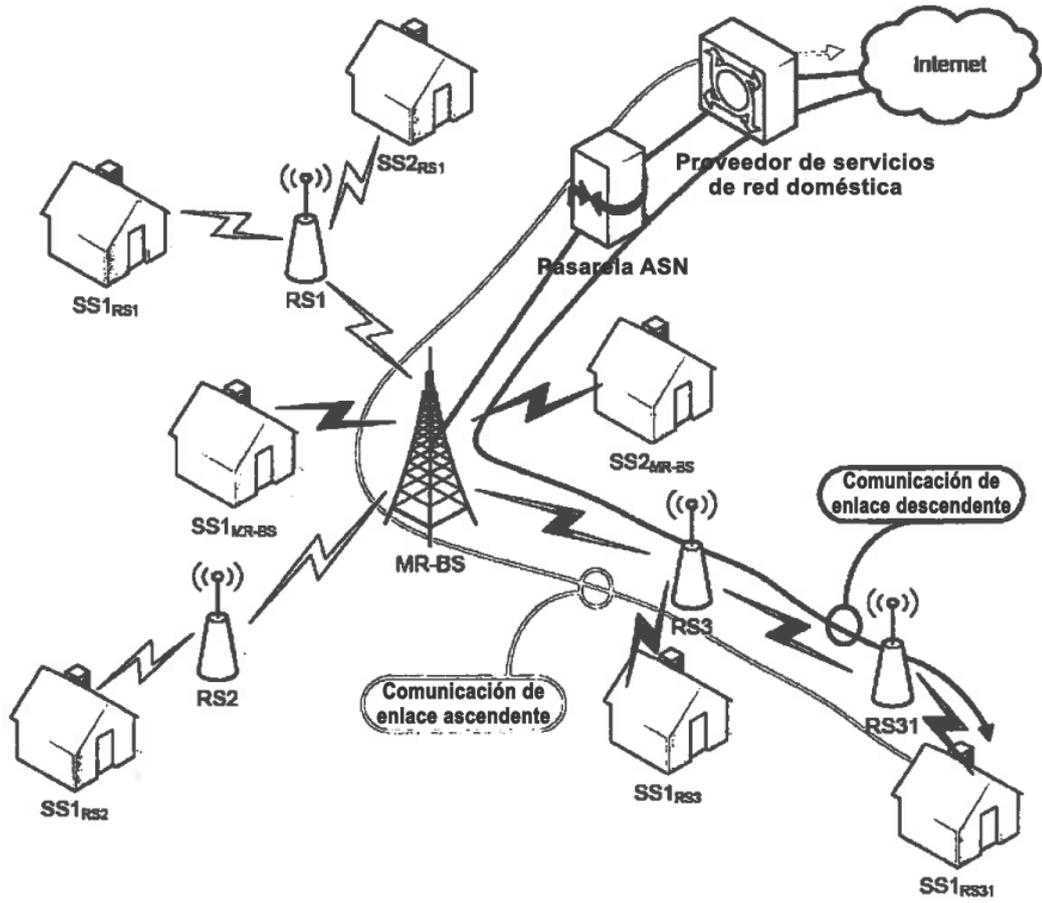


Fig. 4