

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 534 841**

51 Int. Cl.:

H04L 12/701 (2013.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **19.05.2011 E 11724367 (5)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **14.01.2015 EP 2572477**

54 Título: **Un método y dispositivo para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo**

30 Prioridad:

21.05.2010 US 347057 P

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

29.04.2015

73 Titular/es:

**TELEFÓNICA, S.A. (100.0%)
Gran Vía, 28
28013 Madrid, ES**

72 Inventor/es:

**RODRIGUEZ, PABLO;
CHHABRA, PARMINDER;
ERRAMILLI, VIJAY;
LAOUTARIS, NIKOLAOS y
SUNDARAM, RAVI**

74 Agente/Representante:

ARIZTI ACHA, Monica

ES 2 534 841 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).

Un método y dispositivo para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo

DESCRIPCIÓN

Campo de la técnica

- 5 La presente invención se refiere en general, en un primer aspecto, a un método para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo, que comprende gestionar dicha transferencia de datos basándose en un grafo de red, y más particularmente a un método que comprende generar dicho grafo para modelar una red dinámica, en forma de un grafo expandido en el tiempo.
- 10 Un segundo aspecto de la invención se refiere a un dispositivo para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo con una unidad de planificador que implementa el método del primer aspecto.

Estado de la técnica anterior

- 15 En los últimos años, ha habido un interés renovado en el problema de transferir datos en masa (habitualmente terabytes) usando ISP comerciales. La necesidad de transferir datos en masa se debe a diversas aplicaciones científicas (como transferir terabytes de datos desde el colisionador de hadrones en CERN) y comerciales (como realizar copias de seguridad por centros de datos geográficamente distantes). La clave en este caso es que muchas de las aplicaciones que utilizarían datos en masa son tolerantes a los retardos. Así, los datos pueden transferirse a un coste mínimo mientras se utiliza un ancho de banda fuera de horas punta ya pagado que resulta de patrones de tráfico diurno usando almacenar y reenviar a través de nodos de almacenamiento intermedios.
- 20

- La última década ha alterado fundamentalmente la forma de distribuir contenido y la forma de interactuar entre sí y consumir información. La llegada de los servicios P2P en la última década ha mostrado cómo distribuir contenido y permitir rápidamente servicios nuevos. La observación de que una gran cantidad de contenido multimedia descargado (o enviado por correo a través de un servicio de tipo Netflix) no se consume de inmediato, y así, es tolerante al retardo (DT, "*delay-tolerant*") ha abierto la posibilidad de ofrecer descargas en masa como un servicio que pueden ofrecer los ISP. Esto ha significado que los ISP han tenido que replantear sus redes más allá de meramente encaminar y reenviar paquetes. Los ISP pueden permitir una diversidad de servicios para una gama de aplicaciones que se aprovechan de las transferencias de datos en masa, tanto para consumidores como para negocios. En la actualidad, como ejemplo, Amazon proporciona un servicio (Amazon Import/Export [2]), que permite a un usuario transferir un gran volumen de datos por el país a través de la red interna de Amazon (evitando así los elevados costes de tránsito en Internet). Claramente, existe una demanda de un servicio de este tipo. La popularidad de servicios como Netflix ha significado que como servicio de siguiente generación, las películas pueden estar disponibles para su descarga desde la cola de Netflix del usuario a una Xbox [14] o un dispositivo similar en lugar de a través de correo ordinario.
- 25
- 30
- 35

- El caso para la transferencia en masa de datos tolerantes al retardo se realizó en una serie de dos artículos [9] [10]. El enfoque general de modelado de redes como grafos y resolver el problema de encaminamiento usando flujos se encuentra en mucha bibliografía [1]. La programación lineal también es un campo muy estudiado con algoritmos de tiempo polinomial bien entendidos tales como el algoritmo elipse o los algoritmos de punto interior [6] [14]. Tanto [13] como [8] son una fuente óptima de redes ópticas que incluyen enlaces semidúplex, y el área general de redes. El problema de los enlaces variables en el tiempo en el contexto de redes se estudió anteriormente, en el contexto de retardo [12] más que en el de rendimiento global. En [11], los autores estudian redes con enlaces que varían de manera estocástica. En este trabajo, se trata de redes que tienen enlaces variables en el tiempo que tienen capacidades sobrantes determinísticas que se conocen de antemano (esto es una aproximación porque se conoce que el tráfico en los enlaces de red principal no fluctúa de manera apreciable de una semana a otra).
- 40
- 45

- El documento de la técnica anterior "Optimal routing and scheduling for deterministic delay tolerant networks", por David Hay et al, se refiere a un método para transferencia de datos en masa en redes tolerantes al retardo que incluye modelar una red tolerante al retardo como un grafo, gestionar la transferencia de datos en masa basándose en dicho grafo, estando dicho modelado realizado para transformar una red dinámica que comprende enlaces variables en el tiempo en un grafo de red expandida en el tiempo estática. Este documento de la técnica anterior supone que la red es determinística, es decir, que el ancho de banda en cada enlace se conoce para todo el futuro, y supone además una única limitación de capacidad para cada enlace.
- 50
- 55

Los presentes inventores no conocen ninguna propuesta que estudie el impacto de los costes de enlaces y/o almacenamiento en redes variables en el tiempo para el problema de la transferencia de datos en masa.

60 Descripción de la invención

Es necesario ofrecer una alternativa al estado de la técnica que cubra los vacíos encontrados en la misma, particularmente los relacionados con la falta de propuestas centradas en el problema de las redes variables en el tiempo para transferir datos en masa.

Para ello, la presente invención se refiere a un método para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo, que comprende modelar una red tolerante al retardo como un grafo y gestionar la transferencia de datos en masa basándose en dicho grafo.

5 A diferencia de las propuestas conocidas, según el método del primer aspecto de la invención, dicho modelado de red se realiza para transformar una red dinámica que comprende enlaces variables en el tiempo en un grafo de red expandido en el tiempo estático.

10 Otras realizaciones del método del primer aspecto de la invención se describen con referencia a las reivindicaciones 2 a 13 adjuntas, y en una sección posterior relacionada con la descripción detallada de varias realizaciones, en la que se describen técnicas para transformar cualquier red dinámica en una red expandida en el tiempo estática.

15 El método de la invención se ocupa del problema de representar de manera eficaz el almacenamiento en grafos expandidos en el tiempo. La clave en este caso es que como el caso de las curvas espacio-tiempo [3], el grafo expandido en el tiempo es una representación en espacio-tiempo de un objeto espacial (el grafo). Esto permite representar los nodos de almacenamiento en el grafo expandido en el tiempo estático de la red dinámica original.

20 Un segundo aspecto de la invención se refiere a un dispositivo para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo, que comprende una unidad de planificador con capacidades de procesamiento.

La unidad de planificador del dispositivo del segundo aspecto de la invención implementa un algoritmo que procesa costes de arco (es decir, coste para atravesar un enlace) y costes de almacenamiento según el método de la reivindicación 5 o la reivindicación 13 para hallar un plan óptimo para transferir datos en masa.

25 Para una realización, el dispositivo es un encaminador o un dispositivo asociado con un encaminador, que puede usar el grafo expandido en el tiempo para planificar datos entre encaminadores (a través de ISP o a través de PoP y dentro del mismo PoP).

30 Breve descripción de los dibujos

Las ventajas y características anteriores y otras se entenderán mejor a partir de la siguiente descripción detallada de realizaciones, con referencia a los dibujos adjuntos, que deben considerarse de manera ilustrativa y no limitativa, en los que:

35 la figura 1 muestra esquemáticamente, en forma de grafo convencional, una topología de red con un nodo de origen y un nodo sumidero interconectados a través de nodos intermedios;

la figura 2 muestra un grafo expandido en el tiempo obtenido a partir del grafo de la figura 1 mediante el método del primer aspecto de la invención, para una realización relacionada con una red con costes de enlace y capacidades de enlace variables en el tiempo;

40 la figura 3 muestra enlaces semidúplex y sus transformaciones (vista a la derecha) realizadas según una realización del método del primer aspecto de la invención;

la figura 4 muestra esquemáticamente una realización del método del primer aspecto de la invención en relación con la forma en que las limitaciones de nodo de la red dinámica se representan en el grafo expandido en el tiempo;

45 la figura 5 muestra el grafo expandido en el tiempo de la figura 2 con la inclusión de información relativa a nodos de almacenamiento con almacenamiento infinito y coste cero;

la figura 6 difiere de la figura 5 en que los nodos de almacenamiento tienen costes y capacidades variables en el tiempo.

50 Descripción detallada de varias realizaciones

La presente invención permite solucionar el problema general de transferir datos en masa por una red en tiempo polinomial usando algoritmos de flujo de coste mínimo en un grafo expandido en el tiempo de la red subyacente.

55 El método de la invención comprende transformar cualquier red con costes y capacidades dinámicos en una red en capas y expandida en el tiempo estática.

60 A continuación, se describen diferentes realizaciones del método del primer aspecto de la invención, incluyendo las que enseñan cómo realizar transformaciones de grafos para enlaces semidúplex así como nodos que tienen limitaciones de procesamiento.

Una característica clave de la solución proporcionada por el método del primer aspecto de la invención es su capacidad para manejar nodos con almacenamiento que varía con el tiempo. Según el método de la invención, se consideran nodos con almacenamiento variable en el tiempo, con almacenamiento que varía con el tiempo, tanto en

capacidad disponible como en coste de almacenamiento.

El método propuesto se extiende para cubrir el caso de los costes lineales, proporcionando algoritmos de tiempo polinomial. Con almacenamiento limitado, las soluciones óptimas pueden implicar bucles, es decir los datos pueden pasar a través del mismo nodo más de una vez en su recorrido desde el destino hasta el origen a lo largo del trayecto óptimo.

Como se mencionó anteriormente, se describen técnicas para transformar cualquier topología de red con costes y capacidades de enlace dinámicos en una red expandida en el tiempo estática según varias realizaciones del método de la invención. Por tanto, puede reducirse el problema de hallar un plan óptimo para transferir datos en masa al problema de flujo de coste mínimo en la red estática para el que existen soluciones muy conocidas.

Dichas técnicas son:

- Técnicas de transformación para cualquier red con costes de enlace y capacidades dinámicos.
- Técnicas de transformación para enlaces semidúplex (que son una característica esencial de enlaces de fibra óptica) así como para nodos que pueden tener una capacidad limitada.
- Técnicas de transformación que captan almacenamiento dinámico en nodos junto con coste dinámico de almacenamiento en nodos individuales.

Una vez que una o más de las técnicas anteriores ha transformado la red dinámica original en una red estática expandida en el tiempo, es sencillo solucionar el problema del grafo en esta red en tiempo polinomial.

Antes de considerar los detalles de una implementación algorítmica del método de la invención, se explican a continuación los símbolos usados y sus significados:

Una red se modela como un grafo dirigido $G = (V, E)$ con $n = |V|$ vértices (nodos) y $m = |E|$ arcos dirigidos (enlaces). Se usan letras en minúscula para indicar los elementos individuales, es decir $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ y $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$, donde cada $e_k = (i, j)$ es el arco dirigido de v_i a v_j . Se supone que las capacidades y los costes de los enlaces son variables en el tiempo.

El símbolo r (para tasa de transmisión) se usa para indicar la capacidad de un enlace, específicamente r_{ij}^t indica la capacidad del enlace (i, j) en el momento t . Obsérvese que puesto que r es una tasa de transmisión (bits por hora) y el tiempo se mide en unidades de una hora, por tanto r también representa la cantidad máxima de datos (en bits) que pueden transferirse en esa hora t a través del enlace (i, j) .

De manera similar, se usa c (para coste) para representar el coste para transferir datos. Se usa c_{ij}^t (dólares por bit) para indicar el coste de enlace (i, j) en el momento t .

La letra s se usa para almacenamiento para indicar la capacidad de almacenamiento de un nodo, específicamente s_i^t (en bits) indica el almacenamiento del nodo i en el momento t .

Finalmente, se usa p para indicar el coste de almacenamiento, específicamente p_i^t indica el coste de almacenamiento (en dólares por bit-hora) en el nodo i en el momento t .

Grafo expandido en el tiempo:

A continuación, se muestra cómo transformar una red dinámica, una con costes y capacidades variables en una red estática. La transformación se explica de la mejor manera usando un ejemplo. Se usa una topología de red simple tal como se muestra en la figura 1 como topología de ejemplo con origen en el nodo V_1 y nodo de destino (o sumidero) en V_2 .

Dada una red con costes de enlace y capacidades de enlace variables en el tiempo el método comprende crear un grafo expandido en el tiempo de la siguiente manera: crear T copias del conjunto de vértices V^1, V^2, \dots, V^T . Cada V^t es un conjunto independiente, es decir no hay arcos entre dos vértices de V^t cualquiera. Los arcos discurren entre V^t y V^{t+1} para todos $1 \leq t \leq T-1$. Para cada arco (v_i, v_j) se crean T copias con la forma (v_i^t, v_j^{t+1}) para todos $1 \leq t \leq T-1$, cada una con una capacidad (tasa de transmisión) y coste correspondiente a su intervalo de tiempo t . Este nuevo grafo estático se denomina en este caso grafo expandido en el tiempo. La figura 2 es el grafo expandido en el tiempo del grafo original de la figura 1. El grafo expandido en el tiempo puede verse como el grafo original extendido por la dimensión del tiempo. Obsérvese también que las capacidades en los arcos en el grafo expandido en el tiempo corresponden exactamente a la tasa de transmisión multiplicada por una hora, o r_{ij}^t bits.

Para cualquier par de origen-destinos de sumidero, incluyendo versiones multiproducto, el flujo de coste mínimo en el grafo expandido en el tiempo es el esquema de encaminamiento óptimo en la topología de red subyacente con

costes y capacidades dinámicamente variables. A partir del ejemplo de las figuras 1 y 2, es sencillo ver que puede realizarse cualquier esquema de encaminamiento en la topología de red subyacente en el grafo expandido en el tiempo mediante el encaminamiento de los flujos en el momento t en la topología de red en los arcos con superíndice t en el grafo expandido en el tiempo.

5 En la figura 2, se anota el grafo con el coste c_{ij}^t asociado con la transferencia de un bit desde el nodo i hasta el nodo j . Así, c_{23}^1 es el coste de transferir un bit desde el nodo 2 hasta el nodo 3 en la instancia de tiempo 1. Del mismo modo, c_{34}^1 es el coste de transferir un bit desde el nodo 3 hasta el nodo 4 en la instancia de tiempo 1.

Enlaces semidúplex:

10 A continuación, la figura 3 detalla una realización del método de la invención que muestra que la transformación proporcionada de este modo puede extenderse a enlaces semidúplex. Los enlaces semidúplex se producen en redes de fibra óptica. Tales redes usan multiplexación por división de longitud de onda (WDM, "wavelength division multiplexing"), en la que la suma total de las frecuencias en las dos direcciones (de enlace ascendente y de enlace descendente) es una constante fija. Dicho de otro modo el enlace puede considerarse como dos arcos entre los nodos i y j , (i, j) y (j, i) pero con capacidades que se suman para dar una constante, es decir $r_{ij}^t + r_{ji}^t = r^t$.

La figura 3 representa cómo pueden representarse enlaces semidúplex como un grafo expandido en el tiempo. Los enlaces semidúplex son importantes porque se producen en redes de fibra óptica. Tales redes usan multiplexación por división de longitud de onda (WDM), en la que la suma total de las frecuencias en las dos direcciones (de enlace ascendente y de enlace descendente) es una constante fija. Dicho de otro modo el enlace puede considerarse como dos arcos entre los nodos i y j , (i, j) y (j, i) pero con $r_{ij}^t + r_{ji}^t = r^t$. Es importante poder manejar este caso porque la fibra es el medio de transmisión usado más comúnmente en redes de largo alcance. De este modo, se procede de la siguiente manera. Es necesario que la transformación garantice que el ancho de banda (a modo de frecuencias) esté limitado por arriba por r^t , satisfaciendo la condición anterior. Para ello, se añaden cuatro arcos direccionales tal como se muestra en la figura 3 (a la derecha). Cada uno de estos arcos tiene una capacidad infinita. Sin embargo, necesariamente se limitará cualquier dirección (de enlace ascendente o de enlace descendente) mediante el arco vertical en el centro, y así mediante el ancho de banda (r^t) en el centro. Es decir, el arco central es el enlace de cuello de botella.

Es importante poder manejar este caso porque la fibra es el medio de transmisión usado más comúnmente en redes de largo alcance. Obsérvese a partir de la figura 3 que el flujo total de i a j y de j a i en el *gadget* transformado nunca puede superar r^t porque se limita por la capacidad del arco vertical en el centro.

Limitaciones de nodo:

La figura 4 describe una realización del método del primer aspecto de la invención que muestra cómo puede transformarse el grafo original de red si se establece una limitación en el propio nodo.

Es importante entender la transformación del grafo cuando se establecen limitaciones respecto a la cantidad de datos que puede manejar un nodo.

Los nodos pueden limitarse cuando tienen que filtrar los datos que pasan a través de éstos ya sea por razones de seguridad. Tales situaciones pueden manejarse en el grafo expandido en el tiempo tal como se muestra en la figura 4. La idea clave es la siguiente: dado un nodo limitado v_i^t en el momento t , crear dos nodos $v_i'^t$ y $v_i''^t$ de modo que todos los arcos entrantes originales se conectan a $v_i'^t$ y todos los arcos salientes originales desde v_i^t se conectan a $v_i''^t$.

También se añade el arco $(v_i'^t, v_i''^t)$ con limitación de capacidad r_i^t y limitación de coste asociada c_i^t (en caso de existir). Así, se hace que cualquier flujo desde un arco entrante hasta un arco saliente pase a través del arco $(v_i'^t, v_i''^t)$ y se somete a las limitaciones de capacidad y coste del nodo.

Almacenamiento en los nodos:

Los grafos expandidos en el tiempo de las realizaciones descritas hasta el momento, en la presente sección, no tenían ningún almacenamiento en los nodos. A continuación se introduce el almacenamiento en los nodos y se describe la técnica para construir tales grafos expandidos en el tiempo.

La razón clave para introducir almacenamiento en los nodos es que las redes de almacenar y reenviar permiten la entrega de cantidades sustancialmente mayores de datos a un coste menor.

Considérese en primer lugar una red con nodos que tienen almacenamiento infinito. La clave en la representación de nodos de almacenamiento como grafos expandidos en el tiempo es que tal como con las curvas espacio-tiempo, el grafo expandido en el tiempo es una representación en espacio-tiempo de un objeto espacial (el grafo).

La figura 5 muestra cómo puede extenderse la expansión en el tiempo para incluir nodos de almacenamiento. Se muestra que los nodos de almacenamiento tienen una capacidad infinita al ir de un intervalo de tiempo al siguiente. Todos los enlaces con almacenamiento infinito y coste cero (representados por la tupla $(\infty, 0)$) representan almacenamiento en los nodos. Por ejemplo, el enlace entre V_4^1 y V_4^2 muestra que el nodo tiene capacidad infinita al ir del intervalo de tiempo $t=1$ a $t=2$ para el nodo 4 (y de manera similar para los demás enlaces) con un coste cero. Por motivos de simplicidad, las capacidades variables en el tiempo para la transferencia de datos (representadas como c_{ij}^t) en los arcos en el grafo expandido en el tiempo no se han mostrado en la figura 5. Este coste corresponde a la capacidad variable en el tiempo en los enlaces del grafo original usando transformaciones de la figura 2.

Una vez completada la transformación anterior, permite solucionar un problema de planificación óptima en tiempo polinomial usando métodos muy conocidos a partir de la programación lineal así como la teoría algorítmica de flujos.

En algunos escenarios, el almacenamiento se carga en un modelo de tarifa plana en el que se realiza un cargo al usuario por el uso de cualquier almacenamiento (hasta un cierto límite razonable) independiente de la cantidad real usada. Este es un caso normal a considerar y sería útil si pudieran extenderse las presentes transformaciones de modo que los programas lineales y algoritmos de flujo existentes pudieran aplicarse también a esta situación.

Almacenamiento con costes y capacidades variables en el tiempo:

Finalmente, se describe una realización del método de la invención en relación con transformaciones para enlaces con costes y capacidades variables en el tiempo con referencia a la figura 6.

El problema general del almacenamiento con costes y capacidades variables en el tiempo es una generalización del caso anterior en el que se consideró el almacenamiento infinito y a coste cero. Como anteriormente, se añaden enlaces de la forma (v_i^t, v_i^{t+1}) . Esto representa la cantidad de datos almacenados en el nodo v_i en el momento t . En el grafo se asocia una capacidad r_i^t con un enlace de este tipo y con un coste p_i^t en el momento t .

La figura 6 también se anota con coste c_{ij}^t para el enlace (i,j) en el momento t para algunos enlaces por motivos de claridad. Una consecuencia directa de reducir un grafo de red a un problema de flujo de coste mínimo (cuando se considera un almacenamiento limitado con costes lineales) es que los bucles aparecen en los trayectos de datos óptimos.

A continuación, se describe brevemente un ejemplo sencillo de la aplicación del método de la invención, para la realización de la figura 6:

Considérense unos datos en un nodo v_1 que quieren desplazarse al nodo v_3 . v_1 tiene costes elevados de almacenamiento y un elevado coste de tránsito a v_3 excepto en el intervalo de tiempo 4 cuando el coste de tránsito es bajo. Entonces, si hay un nodo v_2 con bajos costes de tránsito hacia y desde v_1 y también con bajos costes de almacenamiento, entonces el trayecto óptimo implicará un ciclo en el que los datos se mueven de v_1 a v_2 , permanecen allí durante 1 intervalo de tiempo, vuelven a v_1 en el intervalo de tiempo 3 y van a v_3 en el intervalo de tiempo 4.

Puesto que el volumen de datos en un enlace no cambia de manera apreciable de una semana a otra, puede usarse el volumen de datos de la semana anterior como estimación para el tráfico para la semana actual. El grafo expandido en el tiempo obtenido usando las técnicas presentadas en esta sección puede usarlo un encaminador para planificar datos entre encaminadores (a través de ISP o a través de PoP y dentro del mismo PoP). Para obtener una planificación óptima de datos en el encaminador, puede usarse un problema de flujo de coste mínimo usando o bien programación lineal o bien algoritmos de grafos muy conocidos.

Un experto en la técnica podrá introducir cambios y modificaciones en las realizaciones descritas sin apartarse del alcance de la invención tal como se define en las reivindicaciones adjuntas.

Ventajas de la invención:

La invención proporciona las siguientes ventajas:

- Proporciona un método general para transformar cualquier red con costes y capacidades dinámicos en una red expandida en el tiempo estática. Por tanto, el hallar un plan óptimo para la transferencia de datos en masa puede reducirse a un problema de flujo de coste mínimo que puede solucionarse en tiempo polinomial usando métodos de programación lineal y algoritmos de grafos.
- Pueden modelarse nodos de almacenamiento a través de transformaciones de grafos que captan sus capacidades y costes.
- Este esquema de construcción de grafos expandidos en el tiempo puede implementarse en un encaminador. Un

planificador en el encaminador puede mover datos entre el origen y el destino.

La transformación de cualquier red subyacente en un grafo expandido en el tiempo permite la posibilidad de ejecutar algoritmos de grafos en cualquier red usando técnicas muy conocidas (a través de técnicas de programación lineal o algoritmos de grafos) y en tiempo polinomial mientras se conservan las propiedades de la estructura subyacente.

Siglas, abreviaturas y terminología:

WDM Es una tecnología que multiplexa varias señales ópticas en una única fibra óptica usando diferentes longitudes de onda.

P2P *Peer-to-Peer*; igual a igual, por ejemplo BitTorrent.

PoP *Point of Presence*; punto de presencia.

ISP *Internet Service Provider*; proveedor de servicios de Internet, por ejemplo, Telefónica, ATT, Comcast, Deutsch Telekom.

QoS *Quality of Service*; calidad de servicio. Un término de la ingeniería de tráfico que se refiere a la capacidad para proporcionar ciertas garantías en pérdida, retardo, tasa de transmisión de bits, etc.

Tráfico tolerante al retardo: todo el tráfico puede dividirse en dos tipos, elástico y no elástico. El tráfico elástico o tolerante al retardo incluye descargas de P2P, transferencia de datos en masa, que no se consume necesariamente de manera inmediata tras la descarga. El tráfico no elástico (o tráfico no tolerante al retardo) es tráfico que se consume inmediatamente tras la descarga, por ejemplo navegación web, correos electrónicos, vídeos breves de *youtube*, etc.

Hora punta: tráfico durante horas de oficina normales. Las horas reales pueden variar ligeramente de un país a otro.

Fuera de hora punta: tráfico a última hora de la tarde, la noche y en la madrugada. Durante estas horas, el tráfico es a menudo bajo en comparación con el tráfico en hora punta.

Grafo: Un grafo es un conjunto de vértices (o nodos) y aristas que conectan pares de vértices. En este caso, los encaminadores se modelan como vértices. Un enlace de red entre dos encaminadores es una arista. De manera global, el conjunto de vértices V y el conjunto de aristas E forman un grafo G .

Referencias:

- [1] Ahuja, R., Magnanti, T., y Orlin, J., "Network Flows: Theory, Algorithms and Applications", Prentice-Hall, 1993.
- [2] Amazon Import/Export. En <http://aws.amazon.com/importexport/>
- [3] Church, K, Grenberg, A, Hamilton, J. "Delivering Embarissingly Distributed Cloud Services. Proceedings of ACM HotNets – VIII.
- [4] Feynman, R. "The Feynman Lectures in Physics", Addison-Wesley, 1970.
- [5] Garey, M., y Johnson, D., "Computers and Intractability: A Guide to the Theory of Incompleteness", Freeman, 1970.
- [6] Goldberg, A. Network optimization library. Disponible en <http://www.avglab.com/andrew/soft.html>
- [7] Grotschel, M., Lovasz, L., y Schrijver, A., "Geometric Algorithms and Combinatorial Optimization" Springer-Verlag, 1988.
- [8] Kurose, J., y Ross, K., "Computer Networking: A Top-Down Approach", Addison-Wesley, 2009.
- [9] Laoutaris, N., y Rodriguez, P., "Good things come to those who (can) wait or How to handle delay tolerant traffic and make peace on the Internet", Proceedings of ACM HotNets – VIII.
- [10] Laoutaris, N., Smaragdakis, G., Rodriguez, P., y Sundaram, R., "Delay tolerant bulk data transfers on the Internet", Proceedings of ACM SIGMETRICS'09, páginas 229-238.
- [11] Orda, A., Rom, R., y Sidi, M., "Minimum-delay routing in stochastic networks", IEEE Transactions of

Networking, 1, páginas 187-198, 1993.

[12] Orda, A., y Rom, R., "Shortest-path and Minimum-delay Algorithms in Networks with Time-dependent Edge-Lengths," Journal of the ACM, 37, páginas 607-625, 1990

5

[13] Ramaswami, R., y Sivarajan, K., "Optical Networks: A Practical Perspective", Morgan-Kaufmann, 2001.

[14] Schrijver, A., "Theory of Linear and Integer Programming", Wiley, 1998.

10

[15] Xbox live and Netflix. En <http://www.xbox.com/en-US/live/netflix/default.htm>

REIVINDICACIONES

1. Un método para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo, que comprende modelar una red tolerante al retardo como un grafo y gestionar la transferencia de datos en masa basándose en dicho grafo, en el que dicho modelado se realiza para transformar una red dinámica que comprende enlaces variables en el tiempo en un grafo de red expandido en el tiempo estático **caracterizado por que** dicha red dinámica comprende al menos un nodo de origen (v_1), un nodo de destino (v_4), nodos intermedios (v_2, v_3) y arcos dirigidos que enlazan dichos nodos (v_1, v_2, v_3, v_4), comprendiendo el método generar dicho grafo de red expandido en el tiempo estático creando:
 - 5 T copias ($v_1^1, v_2^1, v_3^1, v_4^1 \dots v_1^T, v_2^T, v_3^T, v_4^T$) de cada uno de dichos nodos (v_1, v_2, v_3, v_4);
 - 10 - T copias de cada uno de dichos arcos que conectan dichas T copias de nodos ($v_1^1, v_2^1, v_3^1, v_4^1 \dots v_1^T, v_2^T, v_3^T, v_4^T$) diferentes y consecutivas que no se refieren al mismo nodo, y asociando cada arco con una capacidad y/o coste ($c_{12}^1, c_{12}^2, c_{23}^1, c_{23}^2, c_{24}^1, c_{24}^2 \dots c_{12}^{T-1}, c_{13}^{T-1}, c_{23}^{T-1}, c_{24}^{T-1}, c_{34}^{T-1}$);
 - 15 en el que cada una de dichas T copias corresponde a un intervalo de tiempo (t) del grafo de red expandido en el tiempo estático.
2. Un método según la reivindicación 1, que comprende además representar nodos de almacenamiento, incluyendo su capacidad de almacenamiento, en dicho grafo de red expandido en el tiempo estático.
 - 20 3. Un método según la reivindicación 1 o 2, en el que dichas capacidades disponibles respecto a enlaces variables en el tiempo son determinísticas y se conocen de antemano a partir de datos históricos recientes de utilización de enlaces.
 - 25 4. Un método según cualquiera de las reivindicaciones anteriores, que comprende usar dicho grafo de red expandido en el tiempo estático para planificar dicha transferencia de datos en masa entre nodos.
 5. Un método según la reivindicación 4, en el que dicha red dinámica incluye costes variables en el tiempo asociados con dichos enlaces variables en el tiempo, comprendiendo el método hallar un plan óptimo para dicha transferencia de datos en masa resolviendo un problema de flujo de coste mínimo en el grafo de red expandido en el tiempo estático.
 - 30 6. Un método según la reivindicación 5 cuando depende de la reivindicación 2, en el que dicha red dinámica incluye costes variables en el tiempo asociados al almacenamiento en dichos nodos de almacenamiento.
 - 35 7. Un método según la reivindicación 1, en el que cuando dicha red dinámica incluye enlaces semidúplex, el método comprende representar cada enlace entre dos nodos (v_i, v_j) mediante dos arcos con respectivas capacidades (r_{ij}^1, r_{ji}^1) que se suman para dar una constante (r^1).
 - 40 8. Un método según la reivindicación 1, en el que cuando dicha red dinámica incluye un nodo limitado (v_i^1), el método comprende representar un nodo de este tipo para cada intervalo de tiempo t, como un nodo de entrada (v_i^t) y un nodo de salida (v_j^t) enlazados mediante un arco con limitación de capacidad (r_i^t) y/o limitación de coste (c_i^t) asociadas, en el que todos los arcos entrantes originales se conectan con dicho nodo de entrada (v_i^t) y todos los arcos salientes originales se conectan con dicho nodo de salida (v_j^t).
 - 45 9. Un método según la reivindicación 1 que comprende representar nodos de almacenamiento en dicho grafo de red expandido en el tiempo estático con su capacidad de almacenamiento, conectando, a través de arcos respectivos, dichas T copias de nodos ($v_1^1, v_2^1, v_3^1, v_4^1 \dots v_1^T, v_2^T, v_3^T, v_4^T$) diferentes y consecutivas que se refieren al mismo nodo en intervalos de tiempo (t) diferentes, y asociar cada arco con una capacidad de almacenamiento (r_i^t) y un coste de almacenamiento (p_i^t).
 - 50 10. Un método según la reivindicación 9, en el que dicha capacidad de almacenamiento (r_i^t) es infinita y dicho coste de almacenamiento (p_i^t) es cero.
 - 55 11. Un método según la reivindicación 9 cuando depende de la reivindicación 5, en el que dicha capacidad de almacenamiento (r_i^t) y dicho coste de almacenamiento (p_i^t) son variables en el tiempo.
 - 60 12. Un método según la reivindicación 11, que comprende hallar dicho plan óptimo resolviendo dicho problema de flujo de coste mínimo teniendo en cuenta ambos costes: el asociado con los arcos (c_{ij}^t) para atravesar el enlace y el coste asociado con el almacenamiento (p_i^t).

13. Un dispositivo para transferir datos en masa en redes tolerantes al retardo, que comprende una unidad de planificador con capacidades de procesamiento, en el que el dispositivo está **caracterizado por que** dicha unidad de planificador implementa un algoritmo que procesa costes de arco (c_{ij}^t) y costes de almacenamiento (p_i^t) según el método según la reivindicación 5 o la reivindicación 12 para hallar un plan óptimo para transferir datos en masa.
- 5
14. Un dispositivo según la reivindicación 13, en el que dicha unidad de planificador es un encaminador o un dispositivo asociado con un encaminador.

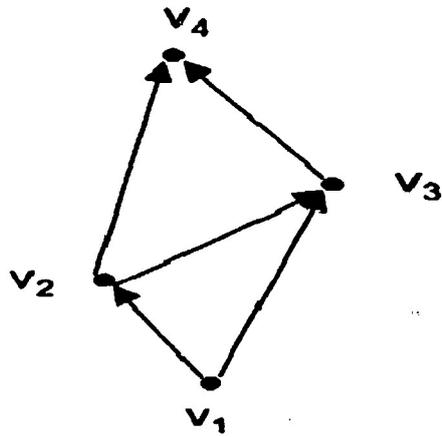


Figura 1

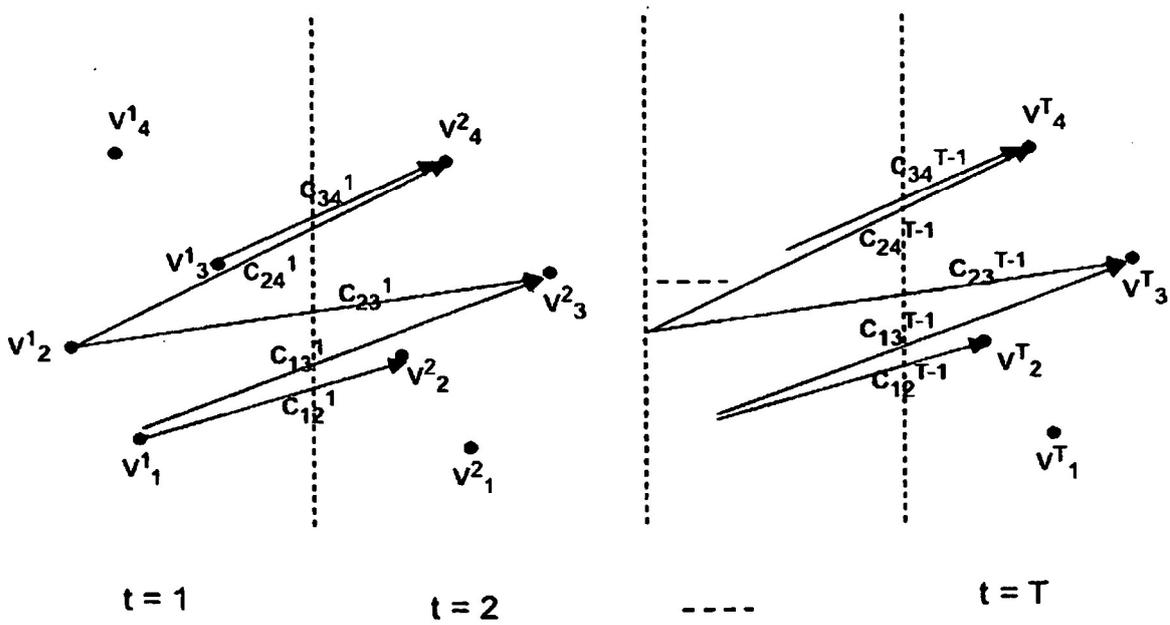


Figura 2

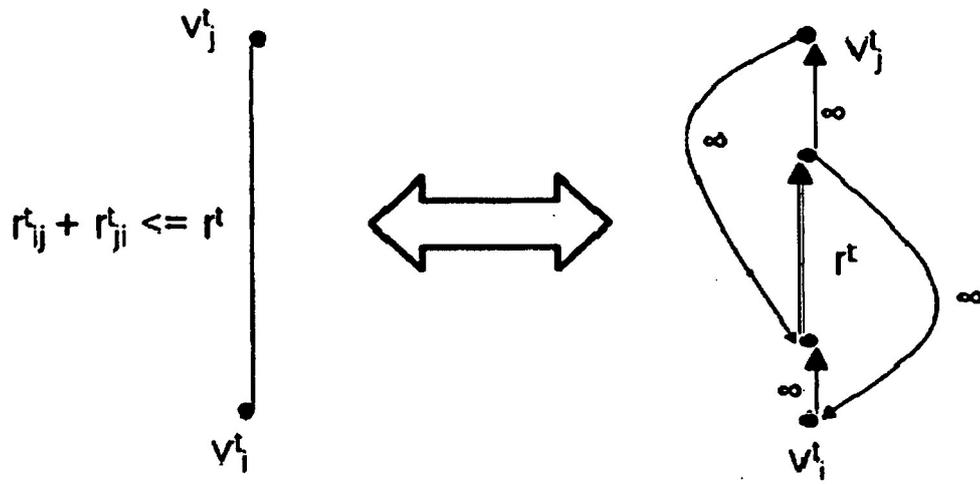


Figura 3

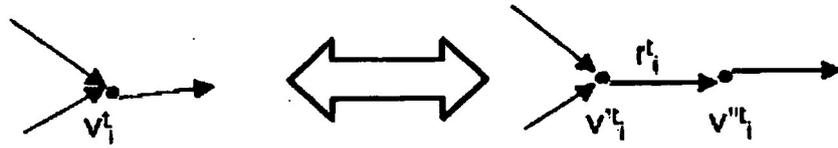


Figura 4

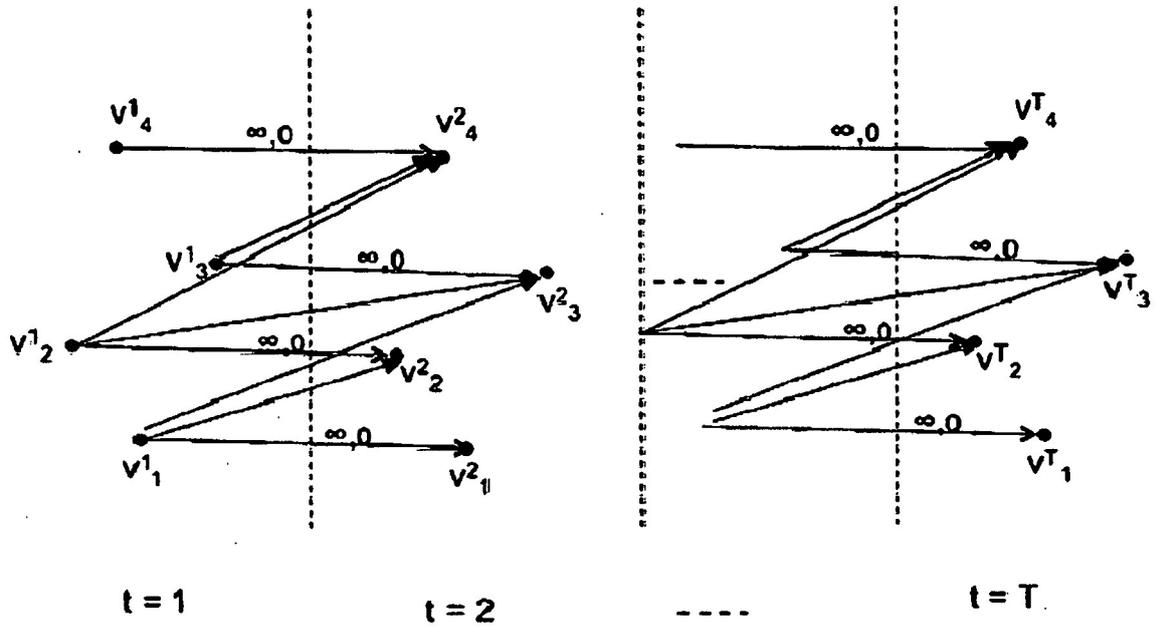


Figura 5

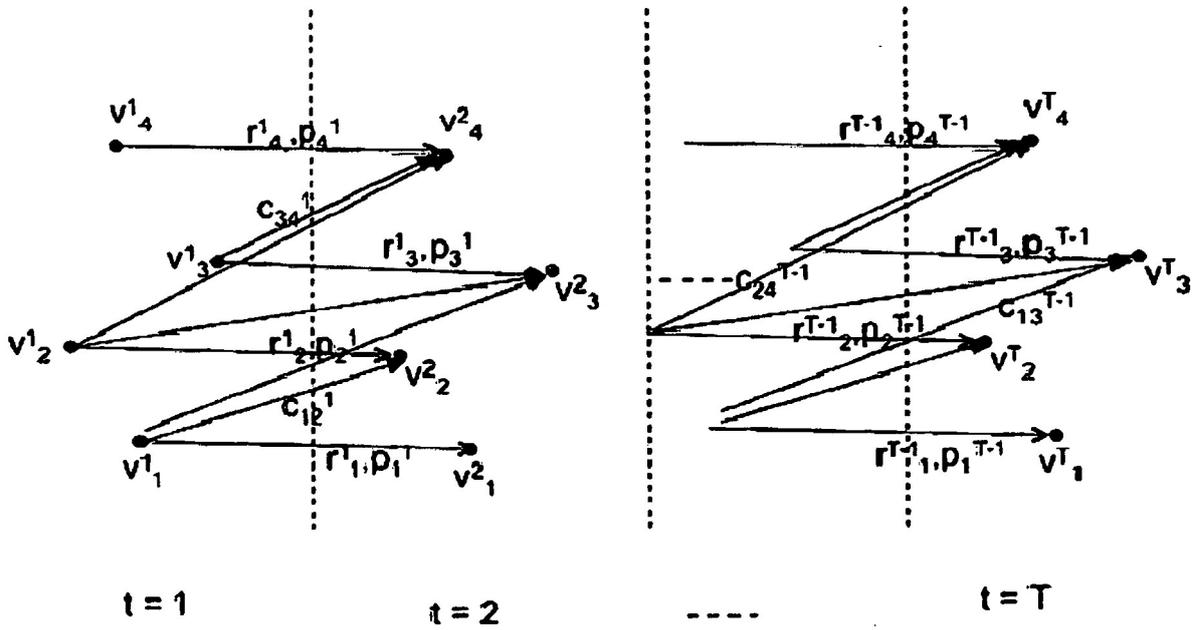


Figura 6