

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 539 615**

51 Int. Cl.:

H04L 29/08

(2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **12.11.2012** **E 12790505 (7)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **18.03.2015** **EP 2781073**

54 Título: **Método y dispositivo para disposición de pares en redes superpuestas P2P de flujo continuo restringido**

30 Prioridad:

18.11.2011 SE 1151093
18.11.2011 US 201113299957

45 Fecha de publicación y mención en BOPI de la traducción de la patente:
02.07.2015

73 Titular/es:

PEERIALISM AB (100.0%)
P.O Box 5207
102 45 Stockholm, SE

72 Inventor/es:

EL-BELTAGY, MOHAMMED y
NAIEM, AMGAD

74 Agente/Representante:

CARPINTERO LÓPEZ, Mario

ES 2 539 615 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

Método y dispositivo para disposición de pares en redes superpuestas P2P de flujo continuo restringido

5 Campo técnico

La invención se refiere a un método y un dispositivo para disponer una red superpuesta P2P de flujo continuo restringida.

10 Antecedentes

Para flujo continuo de vídeo en directo en un enfoque cliente-servidor, el flujo de vídeo se descarga desde el servidor de flujo continuo (es decir, la fuente) hasta el cliente. Un flujo de vídeo consiste en un conjunto de trozos de datos consecutivos que el cliente solicita periódicamente para reproducir el vídeo. Un servicio de flujo continuo en directo escalable requiere alto ancho de banda de servidor de flujo continuo para satisfacer un número creciente de clientes a través de internet. Para reducir el coste del servidor de flujo continuo, se ha desarrollado flujo continuo en directo entre pares (P2P). El concepto básico del flujo continuo en directo P2P es hacer que los clientes, denominados como pares en este contexto, compartan la carga con el servidor de flujo continuo.

Los sistemas de flujo continuo en directo P2P han ganado mucho interés en los últimos años ya que tienen la ventaja de permitir que se difunda una fuente de flujo continuo, por ejemplo, un evento de vídeo en directo a un gran número de pares, sin tener que proporcionar todo el ancho de banda requerido. Esto se hace haciendo uso de la capacidad de carga de los pares para ayudar a la fuente de flujo continuo a difundir el contenido a los pares.

Las redes P2P comprenden cualquier red compuesta de entidades que cada una proporciona acceso a una porción de sus recursos (por ejemplo, capacidad de procesamiento, almacenamiento de disco y/o ancho de banda) a otras entidades. El concepto P2P se diferencia de la arquitectura cliente/servidor tradicional basada en redes donde una o más entidades (por ejemplo, ordenadores) están especializadas para servir a las otras en la red. Típicamente, las entidades en una red P2P ejecutan protocolos y software de interconexión de red similares. Las aplicaciones para redes P2P son numerosas y pueden comprender, por ejemplo, transportar y/o almacenar datos en internet, tal como distribución de vídeo para propietarios de contenido.

Se han desarrollado muchos enfoques para hacer uso de manera eficaz de la capacidad de carga de los pares. Estos enfoques pueden dividirse en dos categorías principales.

Sistemas basados en árbol están basados en o que construyen uno o más árboles estructurados en una red superpuesta donde los pares en la parte superior de cada árbol alimentan los pares por debajo de ellos. Este enfoque funciona bien cuando los pares no se unen o dejan el sistema a alta frecuencia ya que el flujo de datos se consigue sin ningún mensaje adicional entre los pares. Sin embargo, en un entorno altamente mezclado, el mantenimiento del árbol puede ser muy costoso y en ocasiones es necesaria la destrucción y reconstrucción del árbol o árboles.

Sistemas basados en malla no imponen una construcción en árbol, o en otras palabras; la conectividad de pares no forma una superposición especificada, sino que los pares se conectan entre sí de una manera desestructurada. Intercambian datos a través de la denominada comunicación de inspección o enviando mensajes de solicitud de datos entre sí. Una desventaja con los sistemas basados en malla es que pueden tener un largo tiempo de configuración, ya que los nodos necesitan negociar entre sí para encontrar pares. Sin embargo, muchos sistemas usan el enfoque basado en malla ya que es muy robusto a alta mezcla. En tales sistemas cada par tiene un número de vecinos desde los que potencialmente descarga y el fallo de cualquier vecino por lo tanto no es tan crítico como en los enfoques basados en árbol.

Aunque los pares individuales toman decisiones localmente sin una visión local en los enfoques basados en malla, pueden alcanzar aún ahorros comprobables a los enfoques basados en árbol cuando se considera mezcla de pares, principalmente puesto que no tienen que llevar la pesada tara de mantener una visión de la estructura de conectividad global.

En redes P2P, los pares de una categoría dada pueden restringirse desde los datos de distribución a los pares de una cierta otra categoría. Por ejemplo, los cortafuegos pueden ser un problema y las restricciones geográficas otro. Un diseñador de sistema puede aplicar restricciones a una red P2P de manera que un par en Europa pueda conectar a cualquier otro par en Europa o Rusia, pero no a un par en China, mientras que un par Ruso podría conectar a uno cualquiera. Por lo tanto, los pares están categorizados en grupos de conectividad, categorización que controla a qué otros grupos de conectividad de pares pueden conectarse los pares.

En redes P2P, pueden ocurrir problemas en casos donde los pares están localizados detrás de traductores de dirección red haciendo difícil el establecimiento de las conexiones entre pares y en ocasiones incluso imposible. La traducción de dirección de red (NAT) permite a un dispositivo de red, tal como un encaminador o un cortafuegos,

asignar una dirección pública a un grupo de ordenadores dentro de una red privada tal como una red de área local (LAN), para limitar el número de direcciones IP públicas que una organización o compañía deben usar. Por lo tanto, únicamente se requiere una única dirección IP sencilla para representar todo el grupo de ordenadores. Sin embargo, puesto que la conectividad de extremo a extremo de IP a lo largo de una red se reserva con el uso de NAT, puede no ser posible establecer una conexión entre dos pares dados cualquiera. Existen varios diferentes tipos de NAT (cono total, cono restringido, restringida por puerto, simétrica, etc.), siendo algunos compatibles para comunicación entre sí, mientras que otros no. Existen varios métodos para posibilitar que pares restringidos por NAT establezcan una conexión, tal como por ejemplo STUN, TURN e ICE. Sin embargo, estos métodos no siempre garantizan que funcionen y su efectividad al establecer una conexión entre dos tipos de NAT dados cualquiera puede expresarse de manera probabilística. Para concluir, esta restricción finalmente da como resultado ahorros de ancho de banda reducidos en el servidor de flujo continuo.

El documento US 2006/0259607 desvela un sistema y método para suministro de datos de difusión a través de una red en árbol aumentada que incluye un servidor de contenido, un servidor en árbol, un servidor de aumento y al menos un nodo. El servidor de contenido hace fluir una fracción de los datos de difusión al servidor de árbol, y hace fluir un complemento a la fracción de los datos de difusión al servidor de aumento. Un nodo conecta al servidor de árbol, recibiendo de esta manera la fracción de los datos de difusión. El nodo conecta al servidor de aumento, recibiendo de esta manera el complemento de la fracción de los datos de difusión desde el servidor de aumento. El nodo ensambla la fracción de los datos de difusión con el complemento para la fracción de los datos de difusión para volver a ensamblar los datos de difusión, por lo que los datos de difusión se suministran al nodo.

Sumario

Un objeto de la presente invención es resolver o al menos mitigar al menos estos problemas en la técnica.

Este objeto se consigue en un primer aspecto de la presente invención mediante un método de acuerdo con la reivindicación 1.

Este objeto se consigue en un segundo aspecto de la presente invención mediante un dispositivo de acuerdo con la reivindicación 9.

Una ventaja de la presente invención es que reduce carga en la fuente de flujo continuo en una red superpuesta P2P donde se imponen restricciones para contenido de datos de flujo continuo.

En la presente invención, los pares en la red superpuesta P2P se disponen en general en capas de distribución de manera que los pares con ancho de banda de carga superior se colocan más cerca de la fuente de flujo continuo para permitir mayores ahorros de ancho de banda en la red. Los pares se disponen en las capas de distribución de tal manera que la suma de la capacidad de carga de los pares en cualquier capa dada es más que suficiente para proporcionar a los pares en una capa inmediatamente posterior. Es decir, se selecciona el número de pares dispuestos en una capa particular de manera que su demanda de ancho de banda total no supere la capacidad de carga de los pares de la capa inmediatamente anterior. Como se ha mencionado anteriormente, en presencia de restricciones de flujo continuo de datos, tales como por ejemplo restricciones de NAT, puede surgir una situación donde aunque los pares tengan ancho de banda disponible, las conexiones no pueden establecerse y por lo tanto algunos pares tienen que recurrir a la fuente de flujo continuo para descarga de contenido de datos que de otra manera deberían haberse cargado mediante otros pares, para continuar visualizando el flujo de contenido de datos en directo. Con la presente invención, la red superpuesta P2P está configurada de manera que un par está conectado a un par de una capa inmediatamente anterior de una manera que reduce, o incluso minimiza, el número de recuperaciones de fuente de flujo continuo potenciales. Si uno o más pares en una capa de distribución particular están restringidos de cargar un flujo de contenido de datos para pares adicionales en una capa inmediatamente posterior, estos pares que fallan se mueven a la capa o capas posteriores mientras que se selecciona cuidadosamente un número de pares correspondiente desde capas posteriores y se mueven a las posiciones vacantes de los pares que fallaron al cargar datos. Los pares que se movieron en las capas se seleccionan de manera que no se restringen de cargar datos a los pares para los que el intento anterior de cargar datos falló debido a restricciones, y pueden por lo tanto efectuar la carga requerida de contenido de datos. Por lo tanto, la presente invención es ventajosa en que los pares están dispuestos en la superposición de manera que el contenido de datos puede hacerse fluir independientemente de las restricciones impuestas. Finalmente, esto reduce la carga en la fuente de flujo continuo ya que la reestructuración de pares se realiza de manera que el contenido de datos puede hacerse fluir desde un par a otro sin tener que recurrir a la fuente. Además ventajosamente, los pares que fallan al efectuar la carga de datos se mueven lejos de la fuente más abajo en las capas de distribución.

En la presente invención, los pares se agrupan en diferentes categorías, en las que los pares de una categoría están restringidos de comunicarse con pares de una categoría diferente. Por lo tanto, las restricciones de flujo continuo de datos impuestas en la red se ven reflejadas en la categorización. En una realización particular de la presente invención, los pares están categorizados en diferentes categorías de NAT. Ventajosamente, para facilitar la gestión de las restricciones de flujo continuo de contenido de datos impuestas en la red superpuesta de P2P, los pares se agrupan en diferentes categorías que reflejan las restricciones particulares impuestas. Por ejemplo, un primer

conjunto de pares puede categorizarse en el grupo 1, mientras que un segundo conjunto de pares se categoriza en el grupo 2 y un tercer conjunto de pares se categoriza en el grupo 3. Las restricciones impuestas en la red P2P pueden indicar, por ejemplo, que se permite comunicar a los pares del grupo 1 con los pares del grupo 3, mientras que los pares del grupo 2 pueden comunicar libremente con el par del grupo 1 así como con los pares del grupo 2, mientras que los pares de los grupos 1 y 3 no pueden comunicar entre sí. Realizando la categorización de pares, la disposición posterior de la superposición P2P se facilita enormemente.

En una realización de la presente invención, el segundo par se selecciona aleatoriamente desde la capa de distribución inmediatamente posterior al primer par. Los siguientes criterios deben satisfacerse para el segundo par:

- (a) no debería restringirse al segundo par distribuir contenido de datos al par al que el primer par fallo al cargar,
- (b) debería tener suficiente capacidad de ancho de banda para distribuir el contenido de datos, y
- (c) no debería restringirse recibir contenido de datos del par que estaba distribuyendo datos al par que fallaba.

Si se satisfacen estos tres requisitos, el segundo par puede seleccionarse, posiblemente desde una pluralidad de pares que satisfacen los requisitos, para cambiar la posición en la red superpuesta P2P con el primer par que falló al cargar datos debido a restricciones impuestas en la superposición. Esta realización es ventajosa por razones de procesamiento, puesto que no pone mucha de esa carga en un dispositivo rastreador que maneja la disposición de la red superpuesta P2P.

En otra realización de la presente invención, que es más elaborada al seleccionar un segundo par para sustituir el primer par en una capa de distribución anterior, se determina qué categoría de par, en una capa de distribución que comprende uno o más pares debería moverse a una capa posterior, que tiene los menores requisitos de descarga de contenido de datos satisfechos. Por lo tanto, se determina la categoría de par que es la más desprovista - en términos de número de sub-flujos de datos descargados requeridos para representar completamente un contenido de datos dado. Como se describirá en más detalle en la descripción detallada, un par puede cargar un flujo de contenido de datos completo a pares en una capa de distribución inmediatamente posterior, o un flujo de contenido de datos puede como alternativa dividirse en un número de sub-flujos secuenciales caso en el que un par debe descargar todos los sub-flujos para representar completamente el contenido de datos originalmente difundido. Para ejemplificarlo se supone que dos pares en la red P2P ambos requieren cuatro sub-flujos para reconstruir completamente datos de contenido original. El par uno recibe tres sub-flujos, que tiene como consecuencia que su demanda de descarga no se satisface de manera eficaz mediante un sub-flujo, mientras que el otro par descarga únicamente un único sub-flujo de datos haciendo que no se satisfaga la demanda de descarga mediante tres sub-flujos. De estos dos pares, dicho otro par es el que tiene menos requisitos de descarga de sub-flujos de datos satisfechos. Determinando la categoría de par que tiene el mayor déficit total de sub-flujos de contenido de datos descargados requeridos, el dispositivo rastreador de la presente invención proporciona ventajosamente una indicación de qué categoría de par en una capa de distribución dada tiene problema descargando contenido de datos requerido, el par o pares de los que deberían moverse potencialmente a una capa de distribución posterior en la red superpuesta P2P.

En una realización de la invención, la disposición de pares en capas de distribución se realiza para pares sucesivos de capas de manera que el contenido de datos de flujo continuo entre dos capas cualquiera se tiene en cuenta empezando desde la capa inmediatamente posterior a la fuente de flujo continuo y finalizando en la capa inmediatamente anterior a la última capa de distribución. Por lo tanto, la primera y segunda capas de distribución inmediatamente posteriores a la fuente de flujo continuo se rellenan con pares y se realiza el cambio de acuerdo con la presente invención. Cuando se tiene en cuenta completamente la interacción entre la primera y segunda capas y se cambian las posiciones de par, el dispositivo rastreador continúa al siguiente par sucesivo de capas de distribución, es decir, la segunda y tercera capas de distribución, hasta el par de capa anterior a la última capa de red. Ventajosamente, la disposición de pares se realiza de una manera estructurada y metódica.

En otra realización más de la presente invención, se determina cuál de los pares en la categoría con el menor requisito de descarga de contenido de datos satisfecho tiene la capacidad de carga más baja. Esta determinación es ventajosa, puesto que el par particular tendría el impacto menos perjudicial en la formación de capa si cambiara de posición con otro par en una capa posterior.

En otra realización más de la presente invención se determina, para la capa de distribución inmediatamente anterior al par a moverse a una capa posterior, es decir la capa inmediatamente anterior a la del primer par, qué categorías tienen capacidad de carga sin utilizar y que tienen además capacidad para cargar el número requerido de sub-flujos de datos de manera que un par que descarga pueda representar completamente un contenido de datos. Ventajosamente, esto asegura que un segundo par que ha de cambiar posición con el primer par en la red superpuesta P2P podrá proporcionarse mediante su capa de distribución inmediatamente anterior que suministra al segundo par con flujos de contenido de datos después del cambio de posición en la red.

En una realización adicional de la presente invención, el segundo par se identifica como el par que tiene la mayor capacidad de carga entre los pares localizados en capas de distribución posteriores a la del primer par, pares que pueden adicionalmente descargar el contenido de datos desde un par en la categoría determinada que tiene capacidad de carga sin utilizar, tiene capacidad de carga disponible y pertenece a una categoría que se permite cargar contenido de datos al primer par. Ventajosamente, con esta realización, se identifica un segundo par que matemáticamente asegura que se selecciona un par que tiene la máxima capacidad de carga, mientras cumple aún con los requisitos de ese par

- (a) está localizado en una capa posterior a la del primer par, es decir la formación de capa hasta que el primer par no se ve afectado,
- (b) tiene capacidad de carga disponible, y
- (c) pertenece a una categoría que se le permite hacer fluir contenido de datos a la categoría del primer par.

Se observa que la invención se refiere a todas las posibles combinaciones de características indicadas en las reivindicaciones. Las características adicionales de, y las ventajas con, la presente invención se harán evidentes cuando se estudian las reivindicaciones adjuntas y la siguiente descripción. Los expertos en la materia se dan cuenta que diferentes características de la presente invención pueden combinarse para crear realizaciones distintas a aquellas descritas a continuación.

Breve descripción de los dibujos

La invención se describe ahora, a modo de ejemplo, con referencia a los dibujos adjuntos, en los que:

La Figura 1 ilustra una red P2P de la técnica anterior con una única superposición en árbol;

La Figura 2 muestra la red superpuesta P2P de la Figura 1, pero cuando se han impuesto restricciones de NAT;

La Figura 3 muestra la red superpuesta P2P de la Figura 2 con una mejor configuración desde un punto de vista de carga de la fuente de flujo continuo;

La Figura 4 ilustra la red P2P expuesta en las Figuras 1 y 2, pero donde se han dispuesto los pares en una red superpuesta de acuerdo con una realización de la presente invención;

La Figura 5a muestra una red P2P en la que puede implementarse la presente invención;

La Figura 5b ilustra un método para disponer una red superpuesta P2P de acuerdo con una realización de la presente invención;

La Figura 6a ilustra pares dispuestos en una red superpuesta P2P virtual de acuerdo con una realización de la presente invención; y

La Figura 6b ilustra un diagrama de flujo a través de un método para disponer pares en una red superpuesta P2P virtual de acuerdo con una realización de la presente invención.

Descripción detallada

La invención se describirá ahora más completamente en el presente documento más adelante con referencia a los dibujos adjuntos, en los que se muestran ciertas realizaciones de la invención. Esta invención puede, sin embargo, realizarse de muchas formas diferentes y no debería interpretarse como limitada a las realizaciones expuestas en el presente documento; en su lugar, estas realizaciones se proporcionan a modo de ejemplo de modo que esta divulgación sea minuciosa y completa, y transmitirá completamente el alcance de la invención a los expertos en la materia.

Debería observarse que en las realizaciones de ejemplo de la presente invención expuestas a continuación, las restricciones de flujo continuo de datos impuestas en una red superpuesta P2P se ejemplifican en la forma de restricciones de NAT. Sin embargo, pueden concebirse otras restricciones que restringen a un grupo de pares hacer fluir datos a otro grupo de pares, como se ha analizado en lo anterior.

La Figura 1 ejemplifica una red P2P de la técnica anterior con una única superposición de árbol. Como puede observarse, los pares están dispuestos en filas o *capas de distribución*. Por lo tanto, están dispuestos tres pares en la capa de distribución 1, es decir la capa más cercana a la fuente de flujo continuo S, están dispuestos seis pares en la capa de distribución 2 y están dispuestos doce pares en la capa de distribución 3. Para ilustrar, la fuente de flujo continuo S distribuye un flujo de contenido de datos dado a los tres pares en la capa 1, cada uno de los cuales a su vez hace fluir el contenido de datos a otros dos pares en la capa 2, y así sucesivamente. Cuanto más lejos de la fuente de flujo continuo, mayor es el retardo de reproducción del contenido de los datos. En la red P2P de ejemplo de la técnica anterior simplificada de la Figura 1, cada par tiene capacidad para cargar dos flujos de contenido de

datos. Cada par se dice por lo tanto que tiene dos “puestos” puesto que puede cargar dos flujos de contenido de datos simultáneamente a otros pares con un ancho de banda de carga predeterminado. Como puede observarse, cada par está etiquetado con un número que indica en qué grupo de NAT está categorizado el par. Por lo tanto, la capa 1 comprende un par desde cada uno de los tres grupos de NAT diferentes, la segunda capa comprende dos pares desde cada uno de los tres grupos de NAT, etc. En la Figura 1, los tres tipos de NAT se supone que son completamente compatibles, es decir no hay restricción en su capacidad para transferir datos entre sí.

La Figura 2 muestra la red superpuesta P2P de la Figura 1 pero cuando se han impuesto restricciones de NAT. Cuando se imponen restricciones de NAT en la red, muchos pares se encontrarán a sí mismos sin cargador viable y tendrán que recurrir a los servidores de flujo continuo para descargar contenido de datos. En el ejemplo ilustrado en la Figura 2, únicamente los siguientes pares de tipo de NAT pueden comunicar {1 - 1; 1 - 2; 2 - 3}. Muchas conexiones ahora son inválidas y la fuente de flujo continuo S experimenta una carga significativamente superior. Las líneas discontinuas en la Figura 2 ilustran una situación donde un par no puede distribuir contenido de datos a otro par en una capa inmediatamente posterior por razones de restricción de NAT. Por lo tanto, incluso aunque por ejemplo el par del tipo 3 de NAT en la capa 1 (es decir el par más a la derecha de la capa 1) tenga capacidad disponible en la forma de dos puestos libres, no puede aún cargar contenido de datos debido a restricciones de NAT. En comparación con la superposición de la Figura 1, donde la fuente de flujo continuo distribuye el contenido de datos a tres pares, más que triplica la carga en la fuente (la carga aumenta en el 233 %). Un aumento de carga de esta magnitud puede tener consecuencias catastróficas para la red P2P.

La Figura 3 muestra la red superpuesta P2P de la Figura 2 (con las mismas restricciones de NAT) pero con una mejor configuración desde un punto de vista de carga de fuente de flujo continuo. Las líneas discontinuas representan nuevas conexiones de pares que no estaban presentes en la superposición de la Figura 2. Como puede observarse, la conectividad de pares se ha mejorado enormemente, y la carga de fuente aumenta el 33 % en comparación con la superposición de la Figura 1 donde no se impusieron restricciones de NAT. Como puede deducirse a partir de la Figura 3, el par del tipo 1 de NAT indicado con un doble círculo en la capa 3 no puede hacer fluir datos al par del tipo 3 de NAT (el tercer par desde la derecha) debido a las restricciones de NAT anteriormente definidas, que significa que este par particular tendrá que recurrir al servidor de flujo continuo para descargar el contenido de datos.

La Figura 4 muestra una red superpuesta P2P configurada de acuerdo con una realización de la presente invención. En esta configuración, los dos pares indicados por medio de dobles círculos en la Figura 3 se ordenan cambiar lugares, que tiene un efecto de que el par del tipo 2 de NAT que se mueve hasta una capa puede hacer fluir el contenido de datos solicitado al par de tipo 3 de NAT (el tercer par desde la derecha en la 3ª capa de distribución), mientras que la carga en la fuente de flujo continuo S es la misma que en la superposición ilustrada en la Figura 1 donde no se impusieron restricciones.

La Figura 5a muestra una red P2P en la que puede implementarse la presente invención. Una pluralidad de pares $p_1, p_2, p_3, \dots, p_n$ se han de disponer en una superposición (por ejemplo como se ilustra en la Figura 4) mediante el rastreador 41 con el que los pares se comunican mediante la interfaz 42. Además, el rastreador puede comunicar con la fuente o fuentes 44 de flujo continuo, que proporcionan a los pares con contenido de datos. Por ejemplo, el rastreador puede necesitar información acerca de la capacidad de flujo continuo de la fuente, y el rastreador puede necesitar enviar instrucciones a la fuente de cómo distribuir el contenido de datos a los pares en la capa de distribución localizada más cercana a la fuente. El rastreador 41 es típicamente un dispositivo con capacidad de cálculo facilitada mediante el microprocesador o microprocesadores 43. En general, el rastreador se implementa como un ordenador que ejecuta software apropiado almacenado en memoria asociada para procurar funcionalidad requerida. Sin embargo, podrían usarse otros dispositivos adecuados con capacidades de cálculo, por ejemplo, un circuito integrado específico de la aplicación (ASIC), un campo de matriz de puertas programables (FPGA), un dispositivo de lógica programable complejo (CPLD), etc., para controlar un sistema de P2P y disponer una superposición de acuerdo con la presente invención, mientras se ejecuta software descargable apropiado almacenado en un área de almacenamiento adecuada, tal como RAM, una memoria Flash o un disco duro. En la red P2P, el rastreador 41 recibe información de pares que se unen y existentes $p_1, p_2, p_3, \dots, p_n$, por ejemplo en relación con capacidad de ancho de banda de cada par, y determina en qué capa de distribución se tiene que disponer un par que se une, o a qué capa se tiene que transferir un par existente. Para este fin, el rastreador puede enviar a cada par una lista de otros pares a los que el par puede conectar. De esta manera, se crea una estructura de superposición de P2P completa.

Con referencia adicional a la Figura 5b, que muestra un método realizado mediante el rastreador 41 para disponer pares en una red superpuesta P2P, el rastreador dispone en una primera etapa S401, los pares $p_1, p_2, p_3, \dots, p_n$ en capas de distribución de manera que el número de pares en una capa de distribución cualquiera no supera la capacidad de distribución de contenido de datos de los pares en la capa de distribución inmediatamente anterior. Con referencia a la Figura 4, puede observarse que todos los pares se proporcionan mediante la capa inmediatamente anterior, donde cada par tiene la capacidad de cargar dos flujos de contenido de datos a la capa inmediatamente posterior. En la etapa S402 del método de acuerdo con una realización de la presente invención, se determina que un primer par indicado con un doble círculo en la capa de distribución 2 en la Figura 3 se restringe de distribuir el flujo de contenido de datos al tercer par desde la derecha en la capa 3 incluso aunque tenga capacidad

para distribuir un flujo de contenido de datos adicional, se selecciona un segundo par indicado con un doble círculo en la capa de distribución 3 en la Figura 3 puesto que no está limitado mediante la restricción de NAT para distribuir el flujo de contenido de datos al tercer par desde la derecha en la capa 3 y además tiene capacidad de carga libre. Finalmente, en la etapa S403, el segundo par seleccionado se hace que cambie posición con el primer par. Esta reconfiguración de pares da como resultado la superposición de P2P ilustrada en la Figura 4, donde no se impone más carga en la fuente S en comparación con la superposición sin restricción de la Figura 1.

A continuación, se describirán realizaciones de la presente invención en gran detalle, en particular en relación con las teorías matemáticas subyacentes.

En primer lugar, se define un conjunto de tipos de NAT como $N = \{N_1, N_2, \dots, N_{nTm\acute{a}x}\}$, donde $Tm\acute{a}x$ es el número de diferentes tipos de NAT en el conjunto. Además, la restricción en la conectividad entre diferentes tipos de NAT se define mediante la función $\delta(N_i, N_j)$ que es igual a 1 si N_i puede cargar/descargar a/desde N_j , y 0 de otra manera.

Como se ha analizado anteriormente, dos tipos de NAT cualquiera con $\delta(N_i, N_j) = 1$ no necesariamente pueden establecer una conexión. Existe una probabilidad de establecer satisfactoriamente una conexión expresada mediante $\gamma(N_i, N_j)$. El conjunto de tipos de NAT de pares desde los que un par de tipo de NAT N_i puede cargar o descargar se expresa mediante

$$con(N_i \in N) = \{N_j \in N \mid \delta(N_i, N_j) = 1\}$$

Un conjunto de pares que entran a la red superpuesta P2P se define como $P = \{P_1, P_2, \dots, P_n\}$, donde n es el número total de pares que intentan unirse a la red. Las siguientes funciones se definen para los pares que entran

$nat(P_i)$ = el tipo de NAT para el par P_i ,

$puesto(P_i)$ = el número de puestos para el par P_i ,

$capa(P_i)$ = la capa de distribución a la que pertenece el par P_i

Como se analizó en relación con la Figura 1, "puestos" es la terminología usada para el número de intervalos de carga disponibles que un par tiene. Un par puede cargar un flujo de contenido de datos completo a pares en una capa de distribución inmediatamente posterior como se muestra en las Figuras 1-4, pero como alternativa puede dividir un flujo de contenido de datos en un número de sub-flujos o *bandas* secuenciales. Por ejemplo, en lugar de un par tener que descargar un flujo de contenido de datos dado desde un par vecino, puede descargar la mitad del contenido como un sub-flujo desde un primer par vecino y la otra mitad del contenido como un sub-flujo desde un segundo par vecino. Una división de este tipo de contenido de datos en sub-flujos tiene la ventaja de que el sistema puede hacerse más resistente a fallos si la topología está construida cuidadosamente. Uno de los sistemas P2P conocido que usa bandas para flujo continuo de contenido de datos es SplitStream, donde se diseña la topología de manera que un único fallo de par daría como resultado únicamente la pérdida de una única banda entre sus pares de descarga. Si se construyen sub-flujos usando esquemas que permiten la redundancia tales como Descriptor Múltiple Codificado (MDC) y Corrección de Errores Hacia Delante (FEC), la pérdida de una única banda no producirá una interrupción importante en la experiencia de visualización de un usuario final.

Por lo tanto, un flujo se divide en un número b de sub-flujos/bandas. Por ejemplo, si la velocidad del flujo es 1 Mbps, y se usan cuatro bandas, cada banda constituiría un sub-flujo de 256 kbps. Dado un par con una capacidad de carga de 1,5 Mbps que distribuye datos a otros seis pares con una máxima capacidad de carga de 256 kbps, este par se dice que tiene seis puestos puesto que puede cargar seis bandas simultáneamente a otros pares con un ancho de banda de carga predeterminado. Tal división de ancho de banda y puestos se realiza de manera que se proporciona un par que dispone un dispositivo en la red de superposición P2P con un modelo sencillo de las capacidades de ancho de banda/carga de los pares. En un caso donde los datos de un flujo original se extienden a través de un número de sub-flujos, donde ninguno de los sub-flujos comprende datos superpuestos, cada par necesita que descargue todos los sub-flujos para poder reconstruir completamente el flujo original. En este ejemplo particular, un par requeriría descargar cuatro bandas para reconstruir los datos de contenido original. Un sistema de este tipo aprovecha más eficazmente la capacidad de todos y cada uno de los pares en la red.

Cada par que desea presentar un contenido de datos completo distribuido originalmente mediante la fuente de flujo continuo tendrá que descargar, en consecuencia, los b contenidos de datos que forman el contenido de datos original. Por lo tanto, si el contenido de datos se divide en sub-flujos, como a menudo es el caso en la práctica, cada par podría por una parte cargar a una multiplicidad de pares, y cada par podría descargar desde una multiplicidad de pares por la otra. El subconjunto de pares que tienen tipo de NAT N_i se define mediante

$$P_{N_i} = \{P_i \in P \mid nat(P_i) = N_i\}.$$

El flujo de datos entre la capa r y la capa $r+1$ puede cuantificarse como el número total de puestos en la capa r que se asignan a los pares en la capa $r+1$. El flujo de datos puede verse afectado adicionalmente mediante las restricciones de tipo de NAT. Por lo tanto, $flujo_de_carga(N_i, r)$ es el número de puestos asignados en la capa r que pertenecen a los pares de tipo de NAT N_i , mientras que $flujo_de_descarga(N_j, r+1)$ es el número de sub-flujos de datos que se descargan mediante los pares de tipo de NAT N_j situados en los puestos proporcionados mediante la capa inmediatamente anterior $r+1$, o en otras palabras: el número total de sub-flujos descargados de pares que tienen el tipo de NAT N_j . La conservación del flujo de datos implica que

$$\sum_{N_i \in N} flujo_de_carga(N_i, r) = \sum_{N_j \in N} flujo_de_descarga(N_j, r+1)$$

Para capacidad de flujo de datos óptima, las dos sumas deberían maximizarse a través de todas las capas.

El conjunto de pares en la capa r se define como

$$P_r = \{P_j \in P \mid capa(P_j) = r\},$$

y el conjunto de pares del tipo de NAT N_i en esa capa se define como

$$P_{N_i, r} = \{P_j \in P \mid P_j \in P_r, P_j \in P_{N_i}\}.$$

Con esta definición, un límite superior del número de sub-flujos de datos que los pares en la capa r con el tipo de NAT N_i puede obtener es

$$flujo_de_descarga(N_j, r) \leq h \mid P_{N_i, r} \mid.$$

Esto puede compararse a una red superpuesta P2P sin restricciones de NAT impuestas, donde el número de pares que puede disponerse en una capa de distribución dada $r+1$ puede calcularse como

$$\mid P_{r+1} \mid = \frac{\sum_{P_j \in P_r} puesto(P_j)}{h}.$$

Es decir, el número de pares que pueden situarse completamente en la capa $r+1$ es igual al número total de puestos proporcionado mediante los pares en la capa inmediatamente anterior dividido por el número de bandas en las que se divide el flujo de contenido de datos original. Por "completamente situado" significa que un par está situado y se proporciona con todas las bandas necesarias para presentar el contenido de datos original.

Inicialmente, los pares están estructurados en una serie $P_a = \{P_1, P_2, \dots, P_{|P|}\}$ y dispuestos en capas de distribución, más probablemente en orden de ancho de banda, donde un mayor ancho de banda implica más cercanía a la fuente de flujo continuo. Por lo tanto, los pares se toman desde P_a y se disponen en capas empezando en la primera capa, los pares de los que se suministran con contenido de datos directamente desde la fuente de flujo continuo. La disposición de los pares en la primera capa es de manera que se usan (casi) todos los puestos de la fuente de flujo continuo; puede ser necesario tener algún puesto libre usado para fines de recuperación. Puesto que no hay restricciones de NAT entre la fuente o fuentes y cualquier par, se considera en primer lugar la conectividad entre la primera y la segunda capas. Posteriormente, se realiza la progresión a través de las capas posteriores. El procedimiento se repite para pares sucesivos de capas hasta que las dos capas que preceden inmediatamente la última de la red de superposición de P2P. Por lo tanto, en una primera tanda, se considera la interacción entre las capas r y $r+1$, en la segunda tanda se considera la interacción entre las capas $r+1$ y $r+2$, en la tercera tanda se consideran las capas $r+2$ y $r+3$ y así sucesivamente. En una realización de la presente invención, entre cada dos capas donde existen restricciones de tipo de NAT (u otras restricciones similares en flujo continuo de datos P2P), se construye una red virtual, que se ilustra con referencia a la Figura 6a, y se resuelve un problema de máximo flujo. Por lo tanto, el rastreador de la presente invención (ilustrado en la Figura 5) realiza las siguientes etapas, donde se hace referencia al diagrama de flujo de la Figura 6b:

1. Explorar la serie P_a de pares hasta que se encuentre un par que no se haya colocado aún en alguna capa, etapa S501 de la Figura 6b. Usar ese par y pares posteriores en la serie para crear la capa $r+1$ de manera que el número potencial de sub-flujos de datos descargados en la capa $r+1$ sea el máximo nivel obtenible (es decir

no supera un máximo número de sub-flujos que pueden cargarse desde la capa inmediatamente anterior r).

2. Los pares en las filas r y $r+1$ se agregan en la etapa S502 mediante su tipo de NAT respectivo para formar nuevos nodos artificiales que se indican N_i^r y N_j^{r+1} para las capas r y $r+1$, respectivamente. Por lo tanto, todos los pares se categorizan en categorías de NAT particulares.

Por lo tanto, en la red virtual ilustrada en la Figura 6, existe una fuente virtual VS por encima de la capa r con trayectorias de flujo de datos para todos los nodos en la capa r . Estas trayectorias de flujo de datos se denominan en general como "arcos". Cada uno de estos arcos tiene una restricción de capacidad dada por

$$u_{s,N_i^r} = \sum_{P_j \in P_{N_i^r}} \text{puesto}(P_j).$$

Un arco está presente entre los nodos N_i^r y N_j^{r+1} si y solamente si $\delta(N_i, N_j) = 1$. Cada arco de este tipo tiene una restricción de capacidad dada por

$$u_{N_i^r, N_j^{r+1}} = \gamma(N_i^r, N_j^{r+1}) \sum_{P_j \in P_{N_i^r}} \text{puesto}(P_j).$$

En cada arco entre los nodos en la capa $r+1$ y un sumidero virtual VT, la capacidad puede expresarse como

$$u_{N_j^{r+1}, t} = h \mid P_{N_{i,r+1}} \mid.$$

El rastreador de la presente invención usa un enfoque de máximo flujo para hacer fluir tantos datos como sea posible desde la fuente virtual VS al sumidero virtual VT. Potencialmente, debido a restricciones de NAT, existen muchos puestos en la capa r que no podrán conectar a los pares en la capa $r+1$.

Por lo tanto, el rastreador continúa para realizar la etapa de:

3. Encontrar, en la etapa S503, el tipo de NAT en la capa $r+1$ que es el más desprovisto en términos de número de sub-flujos de datos descargados requeridos para representar completamente un contenido de datos dado. Es decir, el rastreador determina para la capa de distribución $r+1$ cuya categoría de NAT particular tiene pares con la demanda de descarga de sub-flujos no satisfecha más alta en comparación con las otras categorías de NAT en la capa $r+1$, calculando

$$l = \arg \max_k (u_{N_k^{r+1}, t} - \text{flujo_de_descarga}(N_k, r+1)).$$

O en otras palabras, se calcula la diferencia entre (a) el número de sub-flujos de datos requeridos para representar completamente el contenido de datos distribuidos originalmente mediante la fuente de flujo continuo y (b) el número real de sub-flujos de datos descargados para todos los tipos de NAT, y determinando cuáles de los tipos de NAT tiene la máxima diferencia calculada, se determina la categoría de NAT que contiene pares con los requisitos de descarga de sub-flujos menos satisfechos.

Para ejemplificar, si un primer par necesita cuatro sub-flujos para reconstruir completamente los datos de contenido original pero únicamente recibe tres sub-flujos, su demanda de descarga no se satisface de manera eficaz por un sub-flujo. Sin embargo, si otro segundo par descarga un único sub-flujo de datos, la demanda de descarga no se satisface por tres sub-flujos. De estos dos pares, el segundo par es el de menos requisitos de descarga de sub-flujo de datos satisfechos. Sin embargo, en esta realización particular, se considera el número total de sub-flujos ausentes para pares para poder reconstruir completamente el contenido de datos difundido mediante la fuente de flujo continuo para categoría de NAT.

El rastreador realiza posteriormente la etapa de:

4. Encontrar, en la categoría de NAT determinada que comprende pares con los requisitos de descarga de sub-flujos de datos menos satisfechos, el par con mínima capacidad de carga (etapa S504)

$$v = \arg \min_u (\text{puesto}(P_u \in P_{N_{l,r+1}})).$$

Por lo tanto, de todos los pares en la categoría de NAT determinada que tienen los requisitos de descarga de sub-flujos menos satisfechos en la capa $r + 1$, se identifica el par con la capacidad de carga más baja. Ventajosamente, ese par particular tendría el impacto menos perjudicial en la formación de capa si se cambiara la posición con otro par que en la capa posterior $r + 2$.

El rastreador continúa para realizar la etapa de:

5. Determinar en la etapa S505 qué tipos de NAT en la capa de distribución r han infrautilizado puestos y también cuáles tienen suficiente capacidad para cargar al menos los b sub-flujos requeridos para representar completamente un contenido de datos dado. Por simplicidad, la capacidad residual se define como

$$Cap_res_i^r = u_{s,N_i^r} - \text{flujo_de_carga}(N_i, r),$$

y el tipo de NAT determinado se proporciona mediante

$$\hat{N}^r = \{N_i \in N \mid Cap_res_i^r > h\}.$$

Es decir, se determina qué categorías de NAT tienen puestos libres, es decir qué categorías tienen puestos no tomados por un par en la capa $r + 1$, y cuáles tienen también capacidad para cargar el número b requerido de sub-flujos.

Finalmente, el rastreador realiza la etapa de:

6. Encontrar, en la etapa S506, un par que pueda descargar el contenido de datos desde los puestos no utilizados actualmente en la capa de distribución r

$$w = \arg \max_x \left(\text{puesto}(P_x \in P \setminus \bigcup_{k=0}^{k=r+1} P_k \mid \exists N_i \in \hat{N}^r \wedge \gamma(N_i, \text{nat}(P_x)) Cap_res_i^r) > h \right).$$

El par P_w a encontrar sustituirá un par P_v en la capa $r + 1$ que no puede recibir contenido de datos debido a las restricciones de NAT. Por lo tanto, se ha de encontrar un par P_w que tiene un máximo número de puestos, par que no está localizado en ninguna de las capas de distribuciones 0 a $r + 1$. Además, para el par P_w que se moverá a la capa $r + 1$, debe existir un par en la capa de distribución r al que el par P_w pueda conectar, que

- (a) tiene capacidad de carga disponible, y
- (b) pertenece a una categoría de NAT que se permite hacer fluir contenido de datos a la categoría de NAT del par P_w .

Por lo tanto, se sustituye un primer par P_v con un segundo par P_w . En otras palabras, de acuerdo con la presente invención, el rastreador cambia las posiciones del primer par P_v (que están restringidas de distribuir el contenido de datos a un par adicional por razones de tipo de NAT) y el segundo par seleccionado P_w en la red superpuesta P2P.

Las etapas 3-6 señaladas en lo anterior se repiten, y las posiciones de los pares se cambian por consiguiente hasta que no se obtienen mejoras adicionales para los sucesivos pares de las capas actualmente consideradas. Posteriormente, las etapas 1-6 señaladas en lo anterior se repiten para el siguiente par sucesivo de capas hasta que todos los pares se hayan dispuesto en capas de distribución.

Al final del procedimiento señalado, los pares se han asignado a capas de distribución de tal manera que reducirán el riesgo de tener pares que recurran a la fuente de flujo continuo para descargar contenido de datos debido a restricciones de conectividad. Como se ha analizado anteriormente, estas restricciones se ejemplifican en la descripción detallada por medio de restricciones de NAT, pero podría ejemplificarse también con diversas otras restricciones de conectividad.

Con referencia a la Figura 6, se determina el número de sub-flujos de contenido de datos que fluyen desde los pares de una cierta categoría de NAT en una capa dada a los pares de otra categoría de NAT en una capa posterior - que se expresa como $x_{N_i^r, N_j^{r+1}}$, pero la asignación explícita de qué pares se conectan a otro en estas dos categorías de NAT se tiene que realizar aún. La asignación de pares que siguen desde $x_{N_i^r, N_j^{r+1}}$ puede llevarse a cabo

arbitrariamente, es decir un par se selecciona aleatoriamente desde el conjunto de pares $P_{N_{i,r}}$ y los puestos de este par aleatoriamente seleccionado se asignan a los pares en el conjunto $P_{N_{j,r+1}}$. Esto se repite hasta que el número total de puestos asignados sea igual a $x_{N_i^r, N_j^{r+1}}$.

- 5 Como alternativa, la asignación de qué pares están conectados entre sí puede aprovecharse considerando que existe una métrica entre dos pares cualquiera, $M(P_{\alpha}, P_{\beta})$, que define una medición del beneficio relativo para la red superpuesta de P2P, si hubo una conexión entre estos dos pares particulares. En un caso de este tipo, las diferentes posibles conexiones de pares que pueden realizarse pueden expresarse como un problema de asignación de suma lineal (LSAP). Por lo tanto, la utilidad global de la red P2P puede mejorarse con respecto a las restricciones de conectividad de NAT y puede reducirse la carga de ancho de banda que puede imponerse en el servidor de flujo continuo mediante estas restricciones.
- 10

- Aunque la invención se ha descrito con referencia a realizaciones de ejemplo específicas de la misma, muchas diferentes alteraciones, modificaciones y similares se harán evidentes para los expertos en la materia. Las realizaciones descritas no pretenden por lo tanto limitar el alcance de la invención, como se define mediante las reivindicaciones adjuntas.
- 15

REIVINDICACIONES

1. Un método para disponer una red superpuesta P2P que comprende una fuente de flujo continuo dispuesta para hacer fluir contenido de datos y una pluralidad de pares dispuestos en capas de distribución, comprendiendo el método las etapas de:

disponer (S401) los pares en las capas de distribución de manera que los requisitos de descarga de contenido de datos de pares en una capa de distribución cualquiera no superen la capacidad de distribución de contenido de datos de pares en una capa de distribución inmediatamente anterior;
categorizar los pares en diferentes categorías, en el que los pares de una categoría se restringen de comunicar con los pares de una categoría diferente:

seleccionar (S402), cuando un primer par tiene capacidad para distribuir un flujo de contenido de datos a otro par en una capa inmediatamente posterior pero se restringe de hacerlo, un segundo par desde una capa de distribución posterior a la del primer par, segundo par que no se restringe distribuir el flujo de contenido de datos a dicho otro par; y
cambiar (S403) las posiciones del primer par y el segundo par seleccionado en la red superpuesta.

2. El método de la reivindicación 1, en el que la etapa para seleccionar comprende adicionalmente:

seleccionar aleatoriamente un segundo par que no se restringe de distribuir el flujo de contenido de datos a dicho otro par, que tiene suficiente capacidad para distribuir el flujo de contenido de datos, y que no se restringe de recibir un flujo de contenido de datos desde un par que estaba distribuyendo contenido de datos al primer par.

3. El método de las reivindicaciones 1 o 2, en el que los pares están categorizados en diferentes categorías de traducción de dirección de red (NAT).

4. El método de una cualquiera de las reivindicaciones anteriores, en el que la disposición de los pares en capas de distribución se realiza para pares sucesivos de capas de manera que se tiene en cuenta el flujo continuo de contenido de datos entre dos capas cualquiera empezando desde la capa inmediatamente posterior a la fuente de flujo continuo y finalizando en la capa inmediatamente anterior de la última capa de distribución.

5. El método de una cualquiera de las reivindicaciones 3 o 4, que comprende adicionalmente la etapa de:

determinar, para la capa de distribución en la que está dispuesto el primer par, qué categoría tienen los pares con menos requisitos de descarga de contenido de datos satisfechos.

6. El método de la reivindicación 5, que comprende adicionalmente la etapa de:

determinar cuál de los pares en la categoría con el menor requisito de descarga de contenido de datos satisfecho que tiene la capacidad de carga más baja.

7. El método de la reivindicación 6, que comprende adicionalmente la etapa de:

determinar, en la capa de distribución inmediatamente anterior a la del primer par, qué categorías no han utilizado capacidad de carga y que tienen adicionalmente capacidad para cargar el número requerido de sub-flujos de datos de manera que un par de descarga en una capa de distribución inmediatamente posterior pueda representar completamente un contenido de datos.

8. El método de la reivindicación 7, que comprende adicionalmente la etapa de:

identificar el segundo par como el par que tiene la mayor capacidad de carga entre los pares localizados en capas de distribución posteriores a la del primer par, pares que pueden adicionalmente descargar el contenido de datos desde un par en la categoría determinada que tienen capacidad de carga sin utilizar, tienen capacidad de carga disponible y pertenecen a una categoría que se permite cargar contenido de datos al primer par.

9. Un dispositivo (41) para disponer una red superpuesta P2P que comprende una fuente (44) de flujo continuo dispuesta para hacer fluir contenido de datos y una pluralidad de pares dispuestos en capas de distribución, comprendiendo el dispositivo:

una unidad (43) de procesamiento que está configurada para
disponer los pares en las capas de distribución de manera que los requisitos de descarga de contenido de datos de los pares en una capa de distribución cualquiera no superen la capacidad de distribución de contenido de datos de los pares en una capa de distribución inmediatamente anterior;
categorizar los pares en diferentes categorías, en el que los pares de una categoría se restringen de comunicar con los pares de una categoría diferente;

seleccionar, cuando un primer par tiene capacidad para distribuir un flujo de contenido de datos a otro par en una capa inmediatamente posterior pero se restringe de hacerlo, un segundo par desde una capa de distribución posterior a la del primer par, segundo par que no se restringe de distribuir el flujo de contenido de datos a dicho otro par; y

5 cambiar posiciones del primer par y el segundo par seleccionado en la red superpuesta.

10. El dispositivo de la reivindicación 9, en el que la unidad de procesamiento está configurada adicionalmente para:

10 seleccionar aleatoriamente un segundo par que no se restringe de distribuir el flujo de contenido de datos a dicho otro par, que tiene suficiente capacidad para distribuir el flujo de contenido de datos, y que no se restringe de recibir un flujo de contenido de datos desde un par que estaba distribuyendo contenido de datos al primer par.

11. El dispositivo de una cualquiera de las reivindicaciones 9 o 10, en el que la unidad de procesamiento está configurada para:

15 determinar, para la capa de distribución en la que está dispuesto el primer par, qué categoría tiene pares con menos requisitos de descarga de contenido de datos satisfechos.

12. El dispositivo de la reivindicación 11, en el que la unidad de procesamiento está configurada para, cuando se determina qué categoría tiene pares con menos requisitos de descarga de contenido de datos satisfechos:

25 calcular, para cada par en la categoría, el argumento de la diferencia entre el número de sub-flujos de datos descargados requerido para representar completamente un contenido de datos difundido mediante la fuente de flujo continuo y el número real de sub-flujos de datos descargados.

13. El dispositivo de una cualquiera de las reivindicaciones 11 o 12, en el que la unidad de procesamiento está configurada adicionalmente para:

30 determinar cuál de los pares en la categoría con el menor requisito de descarga de contenido de datos satisfecho que tiene la capacidad de carga más baja.

14. El dispositivo de una cualquiera de las reivindicaciones 12 o 13, en el que la unidad de procesamiento está configurada adicionalmente para:

35 determinar, en la capa de distribución inmediatamente anterior a la del primer par, qué categorías tienen capacidad de carga sin utilizar y que tienen además capacidad para cargar el número requerido de sub-flujos de datos de manera que un par de descarga en una capa de distribución inmediatamente posterior pueda representar completamente un contenido de datos.

40 15. Un producto de programa informático que comprende componentes ejecutables por ordenador para producir que un dispositivo (41) realice las etapas indicadas en una cualquiera de las reivindicaciones 1-8 cuando los componentes ejecutables por ordenador se ejecutan en una unidad (43) de procesamiento incluida en el dispositivo.

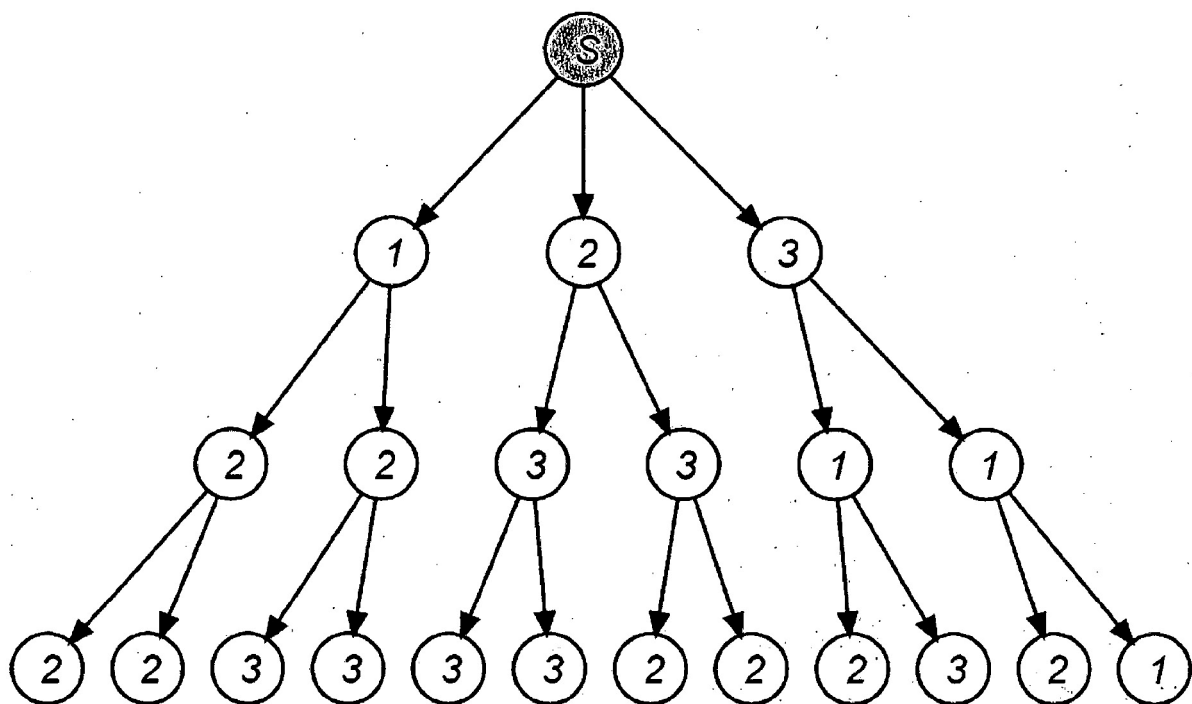


Figura 1

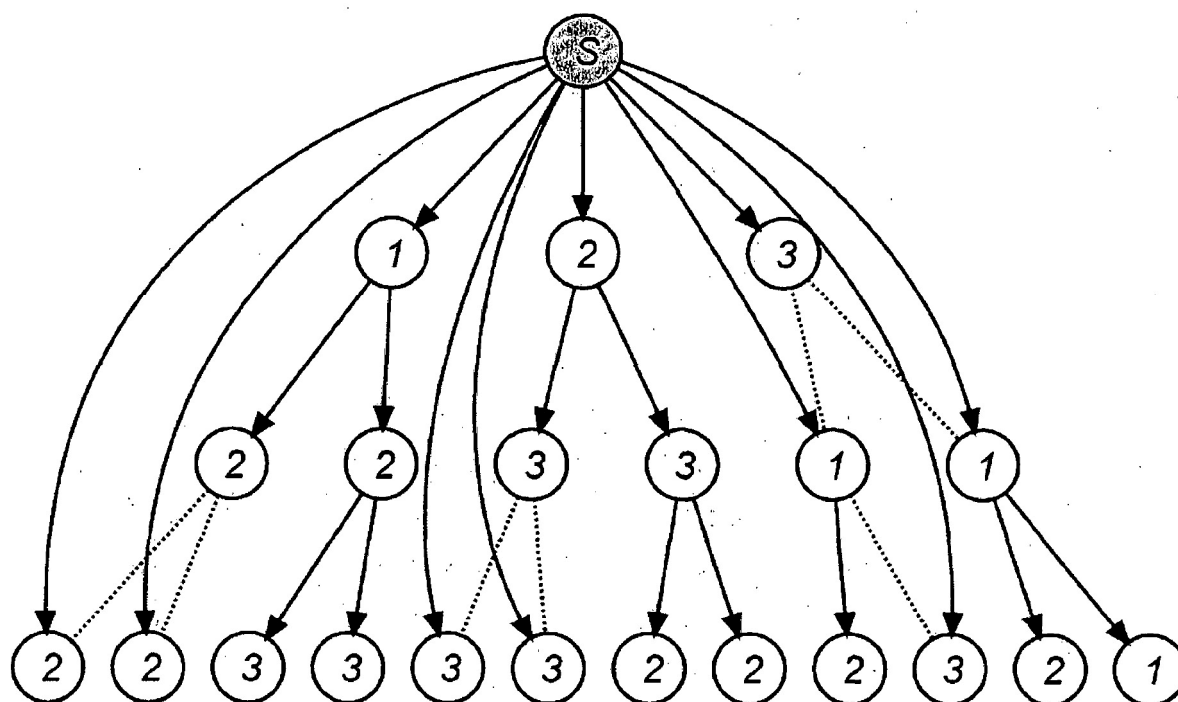


Figura 2

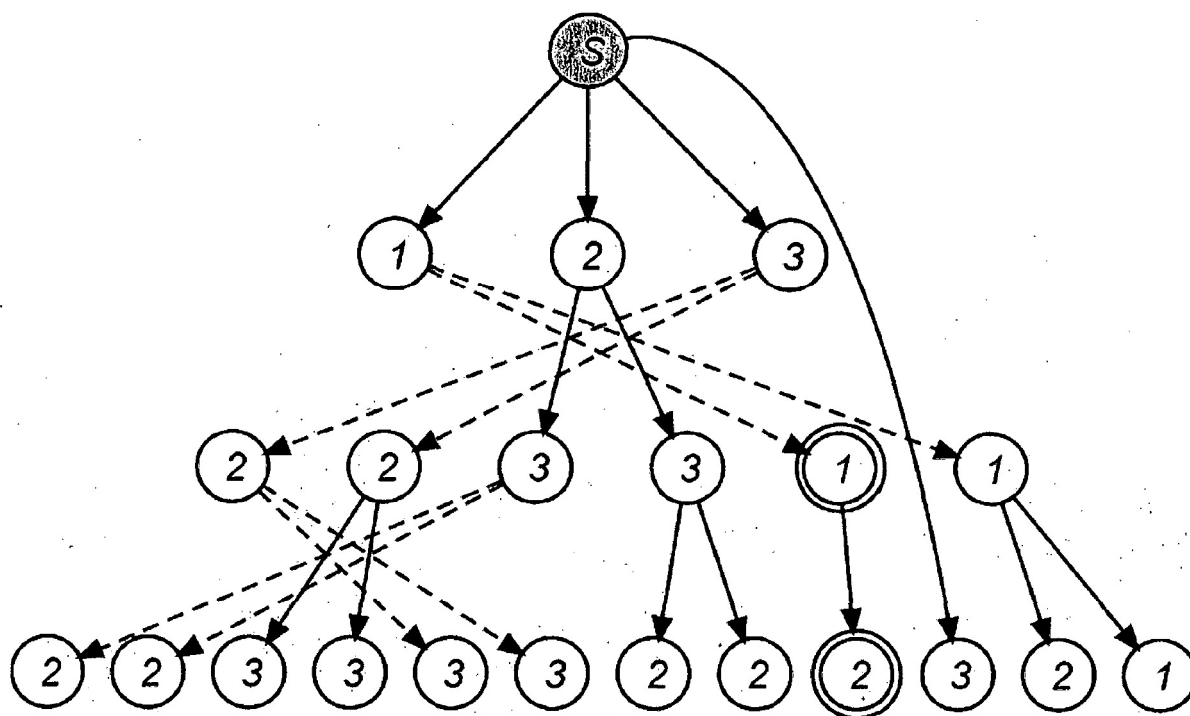


Figura 3

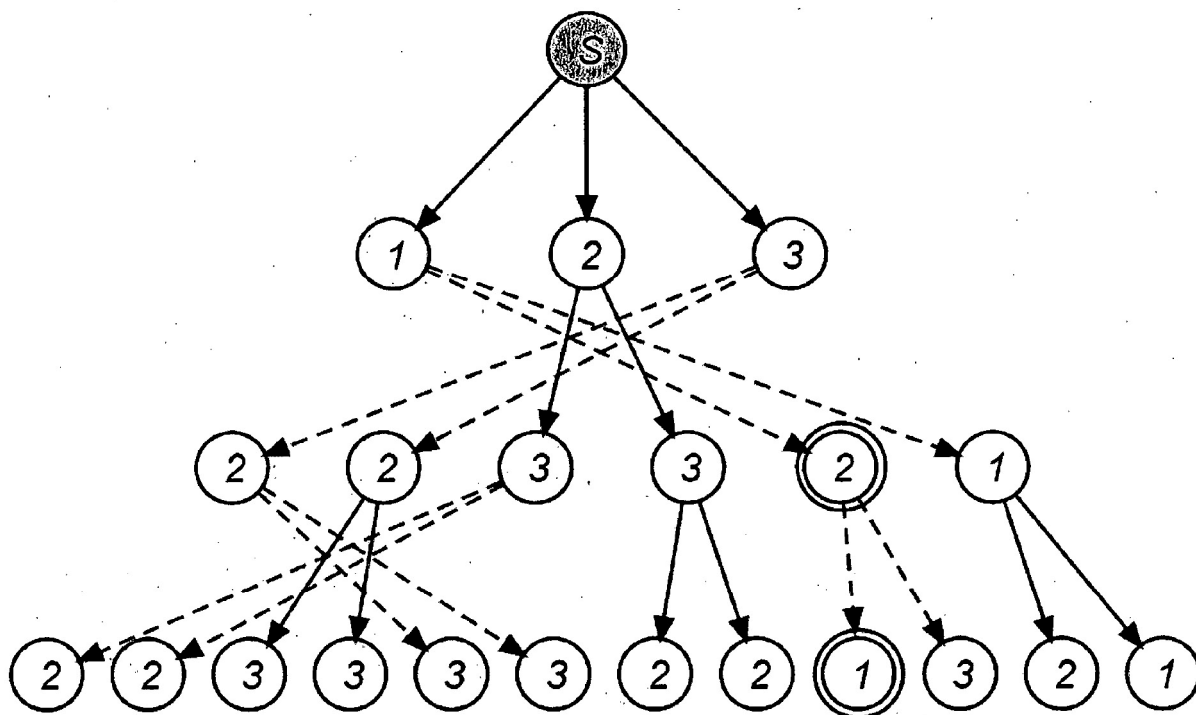


Figura 4

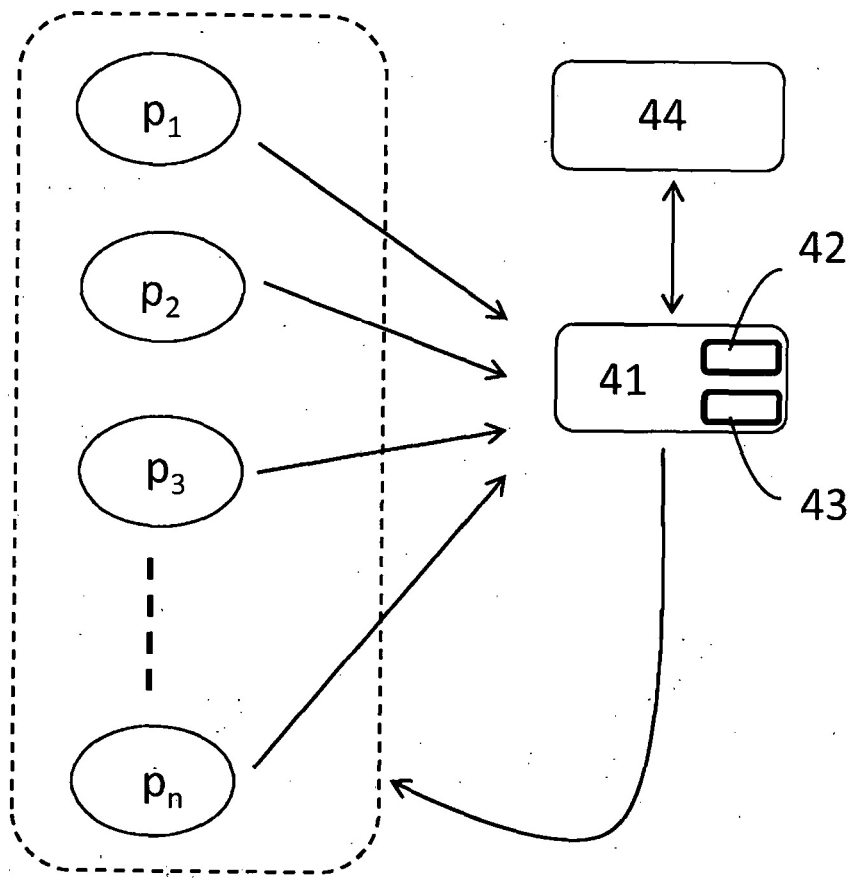


Figura 5a



Figura 5b

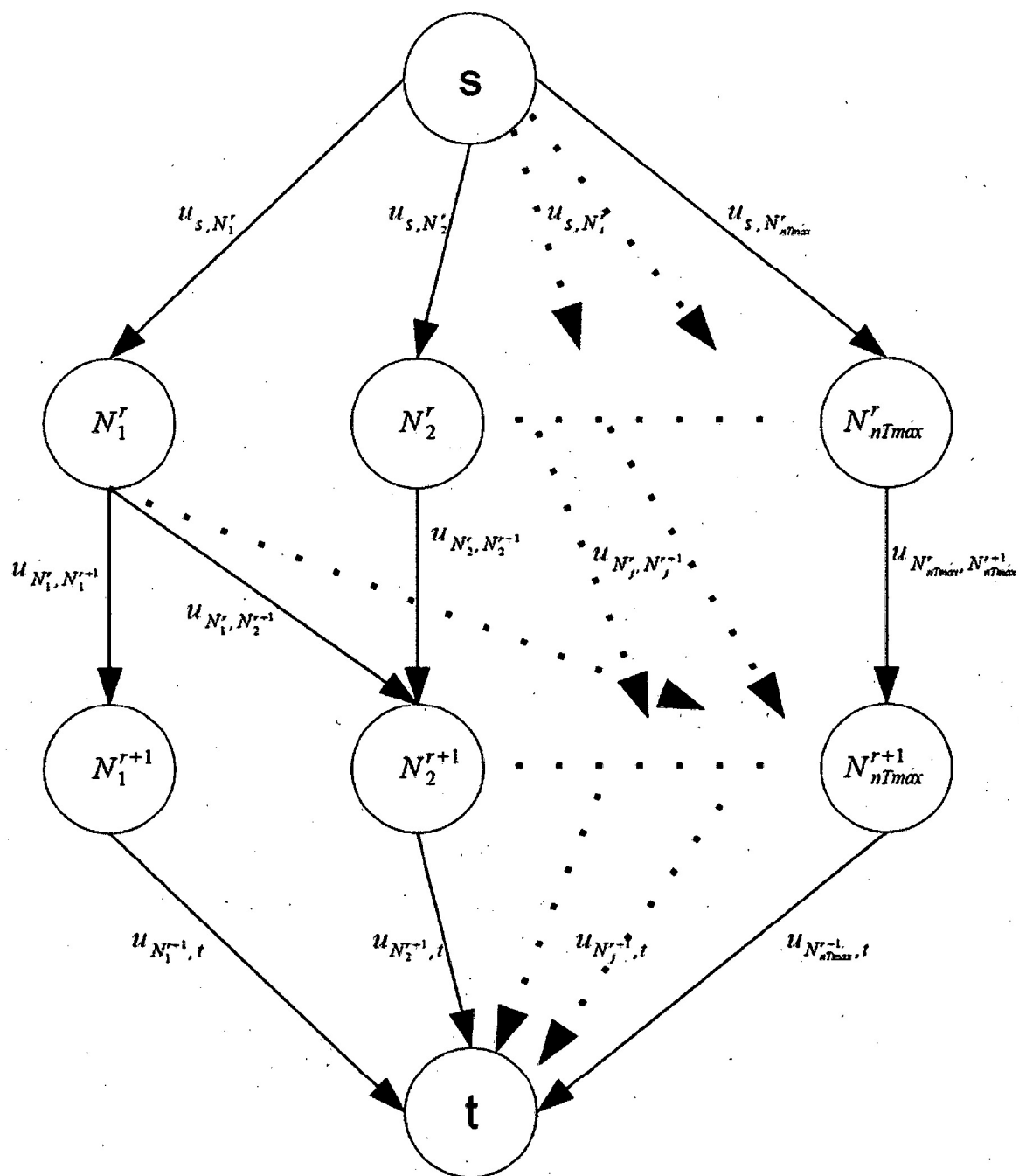


Figura 6a

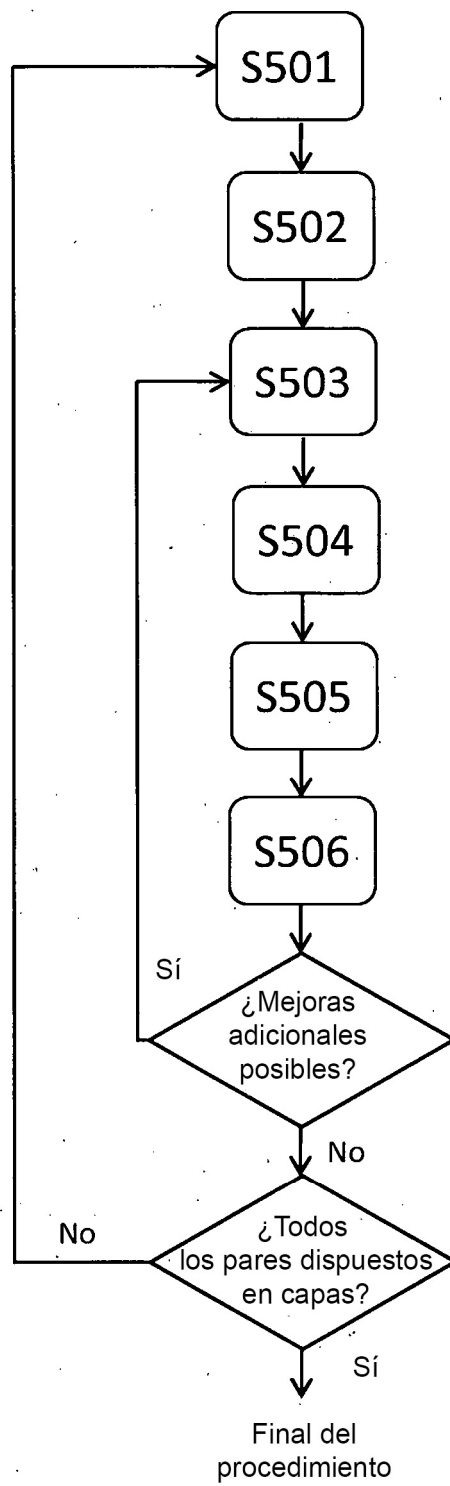


Figura 6b