

19



OFICINA ESPAÑOLA DE
PATENTES Y MARCAS

ESPAÑA



11 Número de publicación: **2 746 165**

51 Int. Cl.:

H04L 12/46 (2006.01)

H04L 12/721 (2013.01)

H04L 12/24 (2006.01)

12

TRADUCCIÓN DE PATENTE EUROPEA

T3

86 Fecha de presentación y número de la solicitud internacional: **23.02.2016 PCT/CN2016/074346**

87 Fecha y número de publicación internacional: **02.02.2017 WO17016220**

96 Fecha de presentación y número de la solicitud europea: **23.02.2016 E 16829588 (9)**

97 Fecha y número de publicación de la concesión europea: **03.07.2019 EP 3314824**

54 Título: **Integración de red virtual consciente de conectividad**

30 Prioridad:

30.07.2015 US 201562199150 P

31.07.2015 US 201562199507 P

19.02.2016 US 201615048573

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

04.03.2020

73 Titular/es:

**HUAWEI TECHNOLOGIES CO., LTD. (100.0%)
Huawei Administration Building, Bantian,
Longgang District
Shenzhen, Guangdong 518129, CN**

72 Inventor/es:

**AHMED, REAZ;
MITRA, JEEBAK;
CHOWDHURY, SHIHABUR;
SHAHRIAR, NASHID y
BOUTABA, RAOUF**

74 Agente/Representante:

LEHMANN NOVO, María Isabel

ES 2 746 165 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

Integración de red virtual consciente de conectividad

Campo técnico

5 La solicitud actual se refiere a la integración de red virtual y, en particular, a la integración de red virtual consciente de conectividad.

Antecedentes

10 La virtualización de red permite que una o más redes especificadas se implementen en una infraestructura de red de sustrato. Es decir, se pueden especificar e implementar una serie de redes virtuales en una infraestructura de red física. La integración de red virtual proporciona una correspondencia entre los nodos virtuales y los enlaces virtuales de la red virtual a los nodos físicos y los enlaces o caminos físicos de la red de sustrato física. Además de satisfacer los requisitos de nodo virtual y de enlace virtual, la correspondencia también puede intentar optimizar o satisfacer otras restricciones.

15 La integración de red virtual permite que se implementen una pluralidad de nodos virtuales y de enlaces virtuales en los recursos físicos disponibles. Sin embargo, es posible que la integración de red virtual dé como resultado una correspondencia que deje la red virtual vulnerable a la desconexión como resultado de un fallo de enlace físico, lo que dejaría la red virtual, o una parte de la red virtual, inutilizable. La red virtual definida puede experimentar problemas de conectividad debido al fallo de un enlace físico. Si bien es posible determinar una correspondencia que mantenga la conectividad entre los nodos virtuales en caso de un único fallo de enlace físico, el problema aumenta rápidamente en complejidad a medida que se desea una mayor resiliencia de fallo de enlace y aumenta el número de nodos virtuales, particularmente, cuando se tienen en cuenta otros criterios, tales como la utilización eficiente de los recursos físicos de red.

20

Es deseable proporcionar una técnica de integración de red virtual capaz de proporcionar una correspondencia que pueda mantener la conectividad de red virtual en el caso de múltiples fallos de enlace físico.

Resumen

25 Con el fin de resolver los inconvenientes de la técnica anterior, la presente invención se define en las reivindicaciones independientes. Las reivindicaciones dependientes definen realizaciones particulares de la invención.

30 De acuerdo con la presente divulgación, se proporciona un método para integrar una definición de red virtual, que define una red virtual, que comprende una pluralidad de nodos virtuales y una pluralidad de enlaces virtuales, en una red física, el método que comprende: determinar un conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales de la definición de red virtual, cada uno de los conjuntos en conflicto comprende una pluralidad de enlaces virtuales de la red virtual que deben integrarse en caminos disjuntos en la red física para mantener la conectividad de la red virtual en presencia de k fallos de enlace físico; e integrar la red virtual en la red física de modo que cada uno de la pluralidad de enlaces virtuales en cada uno de los conjuntos en conflicto se integre en caminos disjuntos de la red física.

35

De acuerdo con una realización adicional, el método comprende además aumentar la definición de red virtual añadiendo enlaces virtuales paralelos entre nodos virtuales, de modo que cada uno de los nodos virtuales comprenda al menos $k + 1$ enlaces virtuales.

40 De acuerdo con una realización adicional del método, los enlaces virtuales paralelos se añaden cuando se determina el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales.

45 De acuerdo con una realización adicional del método, aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto comprende: seleccionar un nodo virtual inicial como un componente protegido; seleccionar un nodo virtual fuera del componente protegido, que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido; intentar determinar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta desde el componente protegido hasta el nodo virtual seleccionado; si se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta: añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido; actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta; y eliminar todos los enlaces virtuales, en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta, de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en

conflicto; si no se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta: añadir n enlaces virtuales paralelos entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para proporcionar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta, donde $n = k + 1$ - (número determinado de caminos más cortos de arista disjunta); añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido; actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y los n enlaces virtuales paralelos; eliminar todos los enlaces virtuales, en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y los n enlaces virtuales paralelos, de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto; y seleccionar un siguiente nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido.

De acuerdo con una realización adicional del método, determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales comprende determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales utilizando un enfoque de conjunto de corte óptimo.

De acuerdo con una realización adicional del método, determinar la integración comprende la utilización de una formulación (ILP) de programación lineal entero para determinar la integración.

De acuerdo con una realización adicional del método, determinar la integración comprende la utilización de un enfoque heurístico para determinar la integración.

De acuerdo con una realización adicional del método, el enfoque heurístico comprende: clasificar en orden decreciente los nodos virtuales de acuerdo con una suma del tamaño del conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre el respectivo nodo virtual; establecer una correspondencia de nodos virtuales y enlaces virtuales de la definición de red virtual a la red física, comenzando con los nodos virtuales que tengan la mayor suma del tamaño del conjunto en conflicto.

De acuerdo con una realización adicional del método, se establece una correspondencia de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre un nodo virtual a la red física en un orden decreciente del tamaño del conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales.

De acuerdo con una realización adicional, el método comprende además recibir la definición de red virtual como una solicitud de red virtual para integrar en la red física.

De acuerdo con la presente divulgación, se proporciona un sistema para integrar una red virtual en una red física, el sistema que comprende: una unidad de procesamiento para ejecutar instrucciones; y una unidad de memoria para almacenar instrucciones, que, cuando se ejecutan por el procesador, configuran el sistema para realizar pasos para: determinar un conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales de una definición de red virtual que define la red virtual que comprende una pluralidad de nodos virtuales y una pluralidad de enlaces virtuales, cada uno de los conjuntos en conflicto que comprende una pluralidad de enlaces virtuales de la red virtual que deben integrarse en caminos disjuntos en la red física para mantener la conectividad de la red virtual en presencia de k fallos de enlace físico; e integrar la red virtual en la red física, de modo que cada uno de la de pluralidad de enlaces virtuales en cada uno de los conjuntos en conflicto se integre en caminos disjuntos de la red física.

De acuerdo con una realización adicional del sistema, las instrucciones configuran el sistema para realizar además los pasos para aumentar la definición de red virtual añadiendo enlaces virtuales paralelos entre nodos virtuales, de modo que cada uno de los nodos virtuales comprenda al menos $k + 1$ enlaces virtuales.

De acuerdo con una realización adicional del sistema, los enlaces virtuales paralelos se añaden cuando se determina el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales.

De acuerdo con una realización adicional del sistema, aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto comprende: seleccionar un nodo virtual inicial como un componente protegido; seleccionar un nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido; intentar determinar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta desde el componente protegido hasta el nodo virtual seleccionado; si se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta: añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido; actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta; y eliminar todos los enlaces virtuales, en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta, de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto; si no se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta: añadir n enlaces virtuales paralelos entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para proporcionar $k + 1$ caminos

5 más cortos de arista disjunta, donde $n = k + 1$ - (número determinado de caminos más cortos de arista disjunta); añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido; actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y en los n enlaces virtuales paralelos; eliminar todos los enlaces virtuales, en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y en los n enlaces virtuales paralelos, de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto; y seleccionar un siguiente nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido.

10 De acuerdo con una realización adicional del sistema, determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales comprende determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales utilizando un enfoque de conjunto de corte óptimo.

De acuerdo con una realización adicional del sistema, determinar la integración comprende utilizar una formulación (ILP) de programación lineal entero para determinar la integración.

15 De acuerdo con una realización adicional del sistema, determinar la integración comprende utilizar un enfoque heurístico para determinar la integración.

20 De acuerdo con una realización adicional del sistema, el enfoque heurístico comprende: clasificar en orden decreciente los nodos virtuales de acuerdo con una suma del tamaño del conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre el respectivo nodo virtual; establecer una correspondencia de nodos virtuales y enlaces virtuales de la definición de red virtual a la red física, comenzando con los nodos virtuales que tengan la mayor suma del tamaño del conjunto en conflicto.

De acuerdo con una realización adicional del sistema, se establece una correspondencia de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre un nodo virtual a la red física en un orden decreciente del tamaño del conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales.

25 De acuerdo con una realización adicional del sistema, las instrucciones configuran el sistema para realizar además pasos para recibir la definición de red virtual como una solicitud de red virtual para integrar en la red física.

Breve descripción de los dibujos

Las realizaciones se describen en el presente documento con referencia a los dibujos adjuntos, en los que:

la FIG. 1 representa un sistema y un proceso para la integración de red virtual consciente de conectividad;

la FIG. 2 representa un método para la integración de red virtual consciente de conectividad;

30 la FIG. 3 representa componentes funcionales para la integración de red virtual consciente de conectividad;

la FIG. 4 representa un método para determinar una correspondencia de red virtual de acuerdo con la integración de red virtual consciente de conectividad;

la FIG. 5 representa un método para el preprocesamiento de las definiciones de red virtual;

la FIG. 6 representa un proceso de aumento de enlaces;

35 la FIG. 7 representa la determinación de un conjunto en conflicto;

la FIG. 8 representa la integración de una red virtual k -protegida en una red física;

la FIG. 9 representa un método heurístico para establecer una correspondencia de una definición de red virtual aumentada a una red física;

40 las FIG. 10 y 11 representan los costos de integración para diferentes tamaños de red virtual y de red física de pequeña escala;

las FIG. 12 y 13 representan tiempos de ejecución en escala logarítmica para diferentes tamaños red virtual y de red física de pequeña escala;

la FIG. 14 representa el costo de integración variando los tamaños de red virtual en redes físicas;

las FIG. 15 y 16 representan el costo de integración para las topologías de red virtual y de red física con diferentes relaciones de enlace a nodo;

la FIG. 17 representa los tiempos de ejecución para los algoritmos de integración S-CoViNE y D-CoViNE;

5 las FIG. 18 y 19 representan el porcentaje de ancho de banda restaurado para escenarios de fallo simple y doble; y

las FIG. 20 y 21 representan la sobrecarga para garantizar la conectividad en términos de costo de integración y de número de enlaces virtuales aumentados.

Descripción detallada

10 Un enfoque de integración de red virtual consciente de conectividad descrito a continuación, puede mantener la conectividad de la red virtual en el caso de una serie de fallos de enlace en una red de sustrato, o física. Para cualquier configuración de red virtual, se debe considerar que durante la vida útil de la red virtual, los recursos de la red de sustrato pueden fallar. Es deseable que los fallos de los componentes en la red de sustrato no afecten la capacidad de la red virtual para mantener la conectividad. Por ejemplo, si el fallo de un enlace en la red de sustrato da como resultado múltiples fallos de enlace virtual en la red virtual integrada, se puede perder la conectividad de la red virtual. Tal vez sea posible sobreaprovisionar la red virtual en la red de sustrato de tal manera que, incluso si falla un componente de la red de sustrato, todos los enlaces virtuales pueden mantenerse. Tal sobreaprovisionamiento puede aumentar los costos para mantener y operar la infraestructura física, ya que se requieren más componentes físicos para proporcionar el sobreaprovisionamiento. Alternativamente, tal vez sea posible encontrar una integración de red virtual que pueda mantener la conectividad global de la red virtual en presencia de uno o más fallos de enlace de sustrato.

25 En el presente documento, encontrar una integración de red virtual que pueda sobrevivir a fallos de nodo de red y/o de enlace se denomina "un problema de integración de red virtual que puede sobrevivir". Un enfoque para la integración de red virtual que puede sobrevivir es asignar ancho de banda redundante para cada uno de los enlaces virtuales, o los enlaces virtuales seleccionados que requieren redundancia, lo que puede hacerse de manera proactiva mientras se calcula la correspondencia. En contraste a la asignación de ancho de banda redundante, la integración de red virtual consciente de conectividad intenta proporcionar una integración de red virtual que garantice la conectividad en una topología de red virtual en presencia de uno o más fallos de enlace de sustrato. La cantidad deseada de protección contra fallos de enlace puede variar. Por ejemplo, una red virtual puede estar integrada de manera que mantenga la conectividad en caso de un único fallo de enlace de sustrato, mientras que una segunda red virtual puede estar integrada de manera que mantenga la conectividad en caso de dos fallos de enlace de sustrato. Debido a que tal integración no protege cada uno de los enlaces virtuales con respaldo dedicado en la red de sustrato, algunos fallos de enlace de sustrato darán como resultado fallos de enlace virtual en la red virtual. Sin embargo, la integración de red virtual puede mantener la conectividad de la red virtual y, como tal, el operador de la red virtual puede redirigir el tráfico de los enlaces virtuales fallidos en base a la prioridad del cliente utilizando, por ejemplo, el estándar de protocolo OPENFLOW™ de Open Networking Foundation. En comparación con el aprovisionamiento de enlaces virtuales con respaldo en la capa física, la integración de red virtual consciente de conectividad puede reducir la sobrecarga de recursos en la red de sustrato.

40 Como se describe adicionalmente a continuación, tal vez sea posible proporcionar una integración de red virtual k -protegida, que es una integración de red virtual que mantiene la conectividad en el caso de k fallos de enlace de red de sustrato. Tal múltiple fallo de enlace puede no ser un evento raro en grandes redes de transporte. La reparación de un enlace fallido, por ejemplo como resultado de un corte o fibra dañada, puede llevar mucho tiempo. La probabilidad de un segundo fallo de enlace concurrente no es despreciable dado el alto Tiempo Medio de Reparación (MTTR). Además, algunos enlaces entre centros de datos destinados a diferentes ubicaciones geográficas pueden enrutarse físicamente juntos durante cierta distancia, y un fallo en la red de retroceso puede hacer que fallen múltiples enlaces físicos.

50 La FIG. 1 representa un sistema y un proceso para la integración de red virtual consciente de conectividad. El sistema puede comprender uno o más dispositivos informáticos, representados como un único servidor 100. Aunque representado como un único servidor, el sistema puede implementarse como uno o más servidores reales o virtuales. Independientemente de la implementación particular, el servidor 100 incluye una unidad 102 de procesamiento para ejecutar instrucciones y una memoria 104 para almacenar instrucciones, así como datos. El servidor 100 puede comprender además un almacenamiento 106 no volátil para proporcionar almacenamiento tanto de instrucciones como de datos durante largos períodos de tiempo. Además, el servidor puede incluir una o más interfaces 108 de entrada/salida que permiten al servidor interactuar con usuarios y/u otros sistemas. Por ejemplo,

5 las interfaces 108 de E/S o los dispositivos pueden incluir teclados, ratones, monitores, interfaces de red, etc. Las instrucciones almacenadas en memoria configuran el servidor 100 para proporcionar la funcionalidad 110 de integración de red virtual y la funcionalidad 112 de aprovisionamiento de red virtual. En términos generales, la funcionalidad 110 de integración de red virtual recibe una definición de red virtual, que puede comprender la topología de conectividad deseada, restricciones sobre dónde se pueden integrar nodos virtuales, así como requisitos de ancho de banda para cada uno de los enlaces, y determina una correspondencia de la red virtual a la red física, o red de sustrato, que satisface las limitaciones. Una vez que se determina la correspondencia, la correspondencia puede utilizarse para implementar la red virtual dentro de la red física.

10 Se puede implementar una red 114 virtual en una red 116 física. Como se representa, la red 114 virtual comprende cuatro nodos 1, 2, 3, 4 virtuales, identificados por un número en un círculo, y cuatro enlaces virtuales etiquetados como A, B, C, D. En la red virtual, la conectividad puede mantenerse en el caso de un único fallo de enlace virtual. Por ejemplo, si el enlace A virtual falla, el nodo 1 virtual aún puede comunicarse con el nodo 2 virtual a través del camino de los enlaces D-C-B virtuales. La funcionalidad 110 de integración de red virtual puede determinar una correspondencia de la red 114 virtual a los recursos físicos disponibles de la red 116 física. Se representa una primera integración 118 de red virtual ilustrativa que no es consciente de conectividad y no mantiene la conectividad en el caso de un único fallo de enlace de sustrato. Cada uno de los nodos 1, 2, 3, 4 virtuales está integrado en un nodo físico separado. Cada uno de los enlaces virtuales se proporciona por uno o más enlaces físicos. En particular, el enlace A virtual se proporciona por los enlaces 120 y 122 físicos, junto con el nodo físico intermedio. El enlace D virtual se proporciona por los enlaces 120 y 130 físicos, junto con el nodo físico intermedio. Como se muestra, los enlaces B y C virtuales se proporcionan en respectivos enlaces 124 y 126 físicos separados. Si uno de los enlaces 124, 126 físicos falla, solo fallará un enlace virtual y se mantendrá la conectividad. Sin embargo, como se muestra, el enlace A virtual y el enlace D virtual están integrados en el mismo enlace 120 físico. Por consiguiente, si el enlace 120 físico falla, ambos enlaces A y D virtuales fallarán y la conectividad del nodo 1 al resto de la red virtual se perderá. Por lo tanto, la integración 118 de red virtual no está 1-protegida.

25 La FIG. 1 representa además una segunda integración 132 de red virtual que es consciente de conectividad y mantiene la conectividad de la red virtual en el caso de un único fallo de enlace físico. Como se muestra, se establece una correspondencia de cada uno de los enlaces A, B, C, D virtuales a un enlace físico disjunto separado, de modo que un único fallo de enlace físico solo dará como resultado un único fallo de enlace virtual y se puede mantener la conectividad de red. En contraste con la primera integración 118 de red virtual, en la que los enlaces A y D virtuales están integrados en el mismo enlace 120 físico, la segunda integración 132 de red virtual integra los enlaces A y D virtuales en enlaces 120, 134 físicos separados, respectivamente.

35 La segunda integración 132 de red virtual consciente de conectividad descrita anteriormente es una integración de red virtual simple, con la red virtual sobreviviendo solo un único fallo de enlace, y el número de nodos virtuales y de enlaces virtuales siendo relativamente bajo. A medida que el número deseado de fallos de enlace que pueden sobrevivir aumenta a dos o más, y el número de nodos aumenta, por ejemplo a 10, 20, 50 o más, la complejidad de proporcionar una correspondencia que garantice la conectividad deseada aumenta rápidamente. La red física generalmente no tendrá suficientes recursos para proporcionar dos enlaces físicos únicos para cada uno de los enlaces virtuales. La integración de red virtual consciente de conectividad descrita en el presente documento puede determinar una correspondencia de una red virtual que puede mantener la conectividad en el caso de dos o más fallos de enlace físico, incluso cuando los tamaños de la red física y virtual aumentan.

Aunque la FIG. 1 representa visualmente la red virtual y las redes físicas, a medida que aumenta el número de nodos/enlaces virtuales y físicos, se hace difícil proporcionar representaciones visuales significativas.

En consecuencia, cuando se describe la integración de red virtual consciente de conectividad, que está destinada a funcionar con un gran número de nodos y dos o más fallos de enlace, se utiliza la notación y las técnicas de grafos.

45 Se puede describir una red física por un grafo $G = (V, E)$ no dirigido, donde V representa el conjunto de nodos (conmutadores/enrutadores) físicos y E representa los enlaces físicos. El conjunto de vecinos de un nodo $u \in V$ físico se denota por $N(u)$. La capacidad de ancho de banda de un enlace $(u, v) \in E$ físico particular se denota por b_{uv} , y el costo para asignar una unidad de ancho de banda en (u, v) es C_{uv} . Un camino entre dos nodos u y v físicos, puede comprender uno o más enlaces físicos y se denota por Q^{uv} .

50 Se puede representar una red virtual como un grafo $\bar{G} = (\bar{V}, \bar{E})$ no dirigido, donde \bar{V} y \bar{E} son conjuntos de nodos virtuales y de enlaces virtuales, respectivamente. El vecino de un nodo virtual se denota por $N(\bar{u})$. Cada uno de los enlaces virtuales $(\bar{u}, \bar{v}) \in \bar{E}$ puede tener un requisito de ancho de banda particular indicado por $b_{\bar{u}\bar{v}}$. Cada uno de los nodos $\bar{u} \in \bar{V}$ virtuales tiene una ubicación $L(\bar{u}) \subseteq V$ de restricción asociada, que denota el conjunto de nodos físicos

donde \bar{u} puede integrarse. $\bar{p}^{\bar{u}\bar{v}}$ es un camino único entre los nodos \bar{u} y \bar{v} virtuales y $\mathcal{P}^{\bar{u}\bar{v}}$ es un conjunto de caminos de arista disjunta entre \bar{u} y \bar{v} .

5 Como se describe adicionalmente más adelante, una red virtual recibida puede necesitar aumentarse con enlaces virtuales adicionales con el fin de proporcionar una red virtual k -protegida. La red virtual k -protegida puede estar representada por $\hat{G} = (\hat{V}, \hat{E})$, donde $\hat{V} = \bar{V}$ y $\hat{E} = \bar{E} \cup \tilde{E}$, donde \tilde{E} es un conjunto de enlaces virtuales que se han añadido a la definición de red virtual para proporcionar la k -protección deseada. Un componente k -protegido de \bar{G} es un grafo $\hat{G}_k = (\hat{V}_k, \hat{E}_k)$ múltiple, donde $\hat{V}_k \subseteq \bar{V}$; $\hat{E}_k = \bar{E}_k \cup \tilde{E}_k$, $\bar{E}_k \subseteq \bar{E}$, $\tilde{E}_k \subseteq \tilde{E}$ y \tilde{E}_k es un conjunto de enlaces virtuales aumentados de tal manera que la eliminación simultánea de k enlaces virtuales arbitrarios en \hat{G}_k no particiona \hat{G}_k .

10 Un componente de \hat{G}_k k -protegido de una red virtual se puede expandir añadiendo un nodo \hat{v} virtual a \hat{G}_k , donde $\hat{v} \in \hat{V}_k$ y $\exists \hat{u} \in \hat{V}_k, \hat{v} \in N(\hat{u})$. Un operador \odot de expansión puede definirse como $\hat{G}_k \odot \hat{v} = (\hat{V}_k \cup \{\hat{v}\}, \hat{E}_k \cup \{(\hat{u}, \hat{v}) \mid \hat{u} \in \hat{V}_k, \hat{u} \in N(\hat{u})\})$. Un conjunto de caminos más cortos de arista disjunta entre un componente de \hat{G}_k protegido y un nodo $\hat{v} \in \hat{V}_k$ virtual se define como $\mathcal{P}^{\hat{G}_k \hat{v}} = \{p_i^{\hat{x}\hat{v}}\}$ donde $\hat{x} \in \hat{V}_k$ y todos los $p_i^{\hat{x}\hat{v}}$ terminan en el primer nodo virtual encontrado dentro de \hat{V}_k , es decir, el único virtual nodo de \hat{V}_k que está en $p_i^{\hat{x}\hat{v}}$ es \hat{x} .

15 Como se describe adicionalmente más adelante, en la determinación de una integración de red virtual consciente de conectividad, se determina un conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales. Dos enlaces virtuales se consideran en conflicto si se deben integrar en caminos de sustrato de arista disjunta para garantizar conectividad $k + 1$ de arista. Un conjunto en conflicto, denotado por $\chi^{\hat{u}\hat{v}}$, de un enlace (\hat{u}, \hat{v}) virtual es el conjunto de enlaces virtuales en \hat{E} que están en conflicto con el enlace (\hat{u}, \hat{v}) virtual. Un conjunto en conflicto de una red \hat{G} virtual, denotado por $\chi^{\hat{G}}$ se define como $\chi^{\hat{G}} = \bigcup_{\forall (\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E}} \chi^{\hat{u}\hat{v}}$

20 La FIG. 2 representa un método 200 para integrar una red virtual. Integrar una red virtual $\bar{G} = (\bar{V}, \bar{E})$ con restricciones $L(\bar{u})$ de ubicación para todos los $\bar{u} \in \bar{V}$ en una red $G = (V, E)$ física proporciona una función $f: \bar{V} \rightarrow V$ que establece una correspondencia de cada uno de los nodos virtuales a un nodo físico mientras satisface la restricción de ubicación sin superposición alguna. La integración proporciona una función $g: \bar{E} \rightarrow 2^E$ que establece una correspondencia de cada uno de los enlaces virtuales a un camino de sustrato con suficiente capacidad de ancho de banda y asegura la conectividad en \bar{G} en presencia de k fallos de enlace físico en G mientras minimiza el costo total de integración en términos de consumo de ancho de banda.

25 El método 200 asume que la red virtual solicitada está k -protegida. Si la red virtual no está k -protegida, la red virtual puede aumentarse para estar k -protegida. Una red $\hat{G} = (\hat{V}, \hat{E})$ virtual k -protegida puede mantener la conectividad entre nodos en el caso de k fallos de enlace. Para permanecer conectado en presencia de k fallos de enlace en la red física, el algoritmo de integración debe garantizar conectividad $k + 1$ de arista entre los nodos físicos $f(\hat{u})$ y $f(\hat{v})$ para cada uno de los pares de nodos $\hat{u} \in \hat{V}$ y $\hat{v} \in \hat{V}$ virtuales de la red \hat{G} virtual k -protegida. Esto se puede lograr si los enlaces virtuales de cada uno de los cortes de arista en \hat{G} están integrados en al menos $k + 1$ caminos de arista disjunta en G . Con el fin de integrar los enlaces virtuales, en el paso 202, el método determina un conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales. Cada uno de los conjuntos en conflicto comprende uno o más enlaces virtuales de la red virtual que deben integrarse en caminos disjuntos en la red física para mantener la conectividad de la red virtual en presencia de k fallos de enlace físico.

30 Una vez se han determinado los conjuntos en conflicto, la red virtual está integrada en la red física en el paso 204, de modo que cada uno de la pluralidad de enlaces virtuales en cada uno de los conjuntos en conflicto está integrado en los caminos disjuntos de la red física. Cuando se integra la red virtual, cada uno de los enlaces virtuales que está en el mismo conjunto en conflicto se integra en caminos físicos disjuntos dentro de la red de sustrato. Los enlaces virtuales que no están en el mismo conjunto en conflicto pueden integrarse a lo largo del mismo camino físico o una parte del mismo camino físico.

35 La FIG. 3 representa componentes funcionales para la funcionalidad de integración de red virtual consciente de conectividad. Como se muestra, la funcionalidad 110 de integración de red virtual consciente de conectividad, descrita anteriormente con referencia a la FIG. 1, puede incluir la funcionalidad 302 de aumento de enlaces para aumentar una red virtual a una red virtual k -protegida, la funcionalidad 304 de determinación de conjunto en conflicto

para determinar conjuntos en conflicto para enlaces virtuales y la funcionalidad 306 de integración de red virtual para integrar la red virtual aumentada utilizando los conjuntos en conflicto. Aunque se representan visualmente como componentes funcionales separados, es posible para la funcionalidad que estén combinados. Por ejemplo, el aumento de enlaces proporcionado por la funcionalidad 302 de aumento de enlaces y la determinación del conjunto en conflicto proporcionado por la funcionalidad 304 de determinación de conjunto en conflicto puede ocurrir al mismo tiempo o ser parte del mismo componente funcional, de modo que a medida que se aumenta un enlace, se determina o actualiza el conjunto en conflicto. Más adelante, se describen los detalles de cada uno de los componentes.

La FIG. 4 representa un método 400 para determinar una correspondencia de red virtual de acuerdo con la integración de red virtual consciente de conectividad. El método 400 recibe, en un paso 402, una definición de red virtual y, en un siguiente paso 404, preprocesa la definición de red virtual. El paso 404 de preprocesamiento puede aumentar la red virtual recibida, si es necesario, para proporcionar una red virtual k -protegida si la red virtual recibida aún no está k -protegida. Además de aumentar la red virtual si es necesario, el paso 404 de preprocesamiento también determina un conjunto de enlaces en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales. En un paso 406, se establece una correspondencia de la definición de red virtual k -protegida a la red física utilizando los conjuntos de enlaces en conflicto. Los conjuntos de enlaces en conflicto pueden satisfacerse estableciendo una correspondencia de cada uno de los enlaces virtuales en el mismo conjunto de enlaces en conflicto a caminos disjuntos en la red física. Una vez que se completa la correspondencia, en un paso 408, la red física puede configurarse de acuerdo con la correspondencia.

Como se describió anteriormente, la integración de red virtual consciente de conectividad puede ser vista como que tiene dos fases. La primera fase puede considerarse una fase de preprocesamiento, durante la cual la red virtual solicitada se aumenta con enlaces paralelos, según sea necesario, para garantizar que cada uno de los nodos virtuales tenga al menos $k + 1$ enlaces virtuales para la supervivencia al fallo de k -enlaces. Por ejemplo, para sobrevivir a 2 fallos de enlace simultáneos en la red de sustrato, cada uno de los nodos virtuales requiere al menos 3 enlaces virtuales. En consecuencia, si un nodo virtual solo tiene 2 enlaces virtuales incidentes, se añadirá un 3.er enlace virtual. El preprocesamiento también genera conjuntos en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales. Un conjunto en conflicto es un conjunto de enlaces en conflicto para un enlace virtual. Dos enlaces virtuales pueden considerarse enlaces en conflicto si deben integrarse en caminos de sustrato de arista disjunta para garantizar la conectividad $k + 1$ de arista. Es decir, los enlaces en conflicto no pueden compartir un enlace físico en sus integraciones.

La FIG. 5 representa un método 500 para el preprocesamiento de definiciones de red virtual. El método 500, en un paso 502, recibe una definición de red virtual y, en un paso 504, selecciona un nodo virtual inicial como un componente protegido. La selección del nodo virtual inicial se puede hacer arbitrariamente. Una vez que se inicializa el componente protegido, en un paso 506, se selecciona un nodo virtual fuera del componente protegido que tenga una arista a un nodo virtual dentro del componente protegido y, en un paso 508, se determina el número de caminos disjuntos, si los hay, desde el nodo virtual seleccionado hasta el componente protegido o, más particularmente, a cualquier nodo virtual dentro del componente protegido. En un paso 510, el nodo virtual seleccionado se puede entonces aumentar con enlaces virtuales paralelos para proporcionar k -protección. El número de caminos disjuntos, incluyendo la arista desde el nodo virtual al componente protegido y cualquier enlace virtual paralelo, debe ser mayor o igual que $k + 1$. Una vez que se añaden los enlaces paralelos, si es necesario, en un paso 512, se actualiza el conjunto de enlaces en conflicto de la arista, el conjunto de enlaces en conflicto de cualquier enlace virtual aumentado y el conjunto de enlaces en conflicto de todos los enlaces virtuales en los caminos disjuntos. Una vez que los conjuntos de enlaces en conflicto se han actualizado, en un paso 514, el nodo virtual seleccionado se mueve dentro del componente protegido. En un paso 516, se determina si hay más aristas a nodos virtuales fuera del componente protegido y si las hay (Sí en el paso 516), en un paso 506, se selecciona un siguiente nodo virtual. Si no hay más aristas (No en el paso 516), en un paso 518, se puede devolver la definición de red virtual aumentada, que incluye la definición de red virtual con los enlaces virtuales paralelos añadidos, junto con los conjuntos en conflicto, y utilizarse para la configuración posterior de la red física.

Una vez que se han aumentado los enlaces y determinado los conjuntos en conflicto, la red virtual aumentada k -protegida puede integrarse en la red física. La integración se puede hacer utilizando un enfoque (ILP) de programación lineal entero o un enfoque heurístico. En cualquier caso, la integración calcula las integraciones de nodos virtuales que satisfacen las restricciones de ubicación y calcula la integración de enlace virtual, de modo que un enlace virtual, y cualquier otro enlace virtual presente en su conjunto en conflicto, se integren en caminos disjuntos.

Con el fin de sobrevivir a k fallos de enlace físicos, una red virtual debe estar conectada por $k + 1$ aristas. Es decir, para cada uno de los nodos, debe haber al menos $k + 1$ enlaces. Esto es evidente en la red virtual de la FIG. 1, que puede sobrevivir a un fallo de un único enlace y, como tal, cada uno de los nodos tiene dos enlaces. Del mismo

- modo, para sobrevivir a fallos de dos enlaces arbitrarios, cada uno de los nodos virtuales requiere al menos tres enlaces virtuales. Sin embargo, no todas las redes virtuales pueden tener el número requerido de enlaces virtuales para cada uno de los nodos virtuales. En consecuencia, la integración de red virtual aumenta la red virtual con enlaces virtuales adicionales. Si bien son posibles otras técnicas para añadir enlaces, tales como el aumento aleatorio de enlaces para proporcionar la conectividad requerida, la integración de red virtual consciente de conectividad descrita en el presente documento utiliza enlaces virtuales paralelos para aumentar la red virtual.
- 5 Aunque el aumento de enlaces virtuales paralelos puede no ser mínimo en términos de utilización de recursos, no cambia la topología de la red virtual, lo que puede ser deseable desde la perspectiva del usuario o del administrador de la red virtual.
- 10 La FIG. 6 representa un proceso de aumento de enlaces. Como se representa, la funcionalidad 302 de aumento de enlaces puede recibir una descripción 602 de red virtual. La red virtual solicitada representada está conectada por 2 aristas. La funcionalidad 302 de aumento de enlaces añade enlaces 604a, 604b, 604c virtuales adicionales que son paralelos a los enlaces virtuales existentes, de modo que una red 606 virtual aumentada resultante está conectada por 3 aristas, es decir, cada uno de los nodos virtuales tiene al menos 3 enlaces virtuales.
- 15 La FIG. 7 representa la determinación de un conjunto en conflicto. Como se muestra, la funcionalidad 304 de determinación de conjunto en conflicto puede recibir una definición 702 de red virtual aumentada y proporcionar un conjunto 704 en conflicto de todos los enlaces en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales. Aunque se describe como que procede por separado del aumento de enlace, como se describe más adelante, la determinación del conjunto en conflicto se puede hacer a medida que se añaden los enlaces virtuales paralelos.
- 20 Tal como se representa en las FIG. 6 y 7, el proceso de aumento de enlaces puede realizarse antes de determinar conjuntos de enlaces en conflicto de los enlaces virtuales. El aumento de enlaces y la determinación del conjunto de enlaces en conflicto se pueden realizar juntos. Se puede utilizar una función heurística para calcular conjuntos de enlaces en conflicto para enlaces virtuales presentes en un árbol de expansión de la red \bar{G} virtual en un período de tiempo razonable. Además de calcular los conjuntos de enlaces en conflicto, la función heurística también realiza el
- 25 aumento de enlaces para garantizar que \bar{G} esté k -protegida. Una implementación particular de la función heurística, denominada COMPUTE-CONFLICTING-SETS, se detalla en el pseudocódigo a continuación. Se apreciará que el aumento de enlaces y la determinación de conjuntos en conflicto pueden lograrse mediante otras implementaciones.

```

01: function COMPUTE-CONFLICTING-SETS( $\bar{G}$ )
02:    $\forall (\bar{u}, \bar{v}) \in \bar{E}: \chi^{\bar{u}\bar{v}} \leftarrow \emptyset, Q \leftarrow \emptyset$ 
03:    $\exists \bar{v} \in \bar{V}: \tilde{G}_k \leftarrow (\{\bar{v}\}, \emptyset) // \bar{v}$  es un nodo virtual arbitrario
04:   ENQUEUE( $Q, \bar{v}$ )
05:   while  $Q$  no esté vacío do
06:      $\bar{u} \leftarrow$ DEQUEUE( $Q$ )
07:     for all  $\bar{v} \in N(\bar{u})$  and  $\bar{v} \notin \tilde{G}_k$  do
08:        $\mathcal{P}^{\tilde{G}_k \bar{v}} \leftarrow$ COMPUTE-EDSP( $\bar{G}, \tilde{G}_k, \bar{u}, \bar{v}, k + 1$ )
09:       for  $i = 1 \rightarrow (k + 1 - |\mathcal{P}^{\tilde{G}_k \bar{v}}|)$  do
10:          $\bar{E} \leftarrow \bar{E} \cup (\bar{u}, \bar{v})^i, \mathcal{P}^{\tilde{G}_k \bar{v}} \leftarrow \mathcal{P}^{\tilde{G}_k \bar{v}} \cup (\bar{u}, \bar{v})^i$ 
11:       end for
12:        $\forall (\bar{x}, \bar{y}) \in \mathcal{P}_i^{\tilde{G}_k \bar{v}}, \mathcal{P}_i^{\tilde{G}_k \bar{v}} \in \mathcal{P}^{\tilde{G}_k \bar{v}}:$ 
13:          $\chi^{\bar{x}\bar{y}} \leftarrow \chi^{\bar{x}\bar{y}} \cup \{(\bar{s}, \bar{t}) \in \mathcal{P}_j^{\tilde{G}_k \bar{v}} | \mathcal{P}_j^{\tilde{G}_k \bar{v}} \in \mathcal{P}^{\tilde{G}_k \bar{v}} \wedge i \neq j\}$ 
14:          $\tilde{G}_k \leftarrow \tilde{G}_k \odot \bar{v}$ 
15:         ENQUEUE( $Q, \bar{v}$ )
16:     end for

```

17: **end while**
 18: **return** $\chi^{\hat{G}}$
 19: **end function**

5 La función comienza con un componente de \hat{G}_k k -protegido que contiene un nodo $\bar{u} \in \bar{V}$ virtual arbitrario. La función intenta añadir repetidamente todos los vecinos de $\bar{u}, \bar{v} \in N(\bar{u})$ al componente de \hat{G}_k protegido hasta que todos los nodos virtuales de \bar{G} se han añadido al componente de \hat{G}_k protegido. Como se describió anteriormente, un componente k -protegido de \bar{G} es un grafo $\hat{G}_k = (\hat{V}_k, \hat{E}_k)$ múltiple, tal que \hat{G}_k permanece conectado en la presencia de hasta k fallos de enlace físico. Para cada uno de los nodos \bar{v} virtuales vecinos, la función calcula $k + 1$ caminos de arista disjunta más cortos (EDSP), denotados $\mathcal{P}^{\hat{G}_k \bar{v}}$ entre el componente de \hat{G}_k k -protegido y el nodo \bar{v} virtual seleccionado actualmente.

10 Los EDSP pueden calcularse de varias maneras. Por ejemplo, los EDSP podrían calcularse mediante una función COMPUTE-EDSP que inicialmente añade el enlace (\bar{u}, \bar{v}) virtual a $\mathcal{P}^{\hat{G}_k \bar{v}}$ como el primer camino $p_1^{\hat{G}_k \bar{v}}$ más corto. La función puede entonces utilizar un algoritmo de camino más corto, tal como el algoritmo de camino más corto de Dijkstra, para calcular hasta k caminos $p_i^{\hat{G}_k \bar{v}}$ más cortos adicionales para $i = 2$ a $k + 1$, donde $p_i^{\hat{G}_k \bar{v}}$ es el i -ésimo camino más corto entre \hat{G}_k y \hat{v} . Después de que se calcule cada uno de los caminos $p_i^{\hat{G}_k \bar{v}}$ más cortos, todos los enlaces virtuales presentes en $p_i^{\hat{G}_k \bar{v}}$ se eliminan de \bar{G} para garantizar la disyunción de aristas de los caminos subsiguientes. COMPUTE-EDSP devuelve hasta $k + 1$ EDSP. Si el número de EDSP devuelto por COMPUTE-EDSP es menor que $k + 1$, la función COMPUTE-CONFLICTING-SETS añade $k + 1 - |\mathcal{P}^{\hat{G}_k \bar{v}}|$ enlaces virtuales paralelos entre \hat{u} y \hat{v} . El i -ésimo enlace paralelo se denota por $(\hat{u}, \hat{v})^i$ y proporciona el $(|\mathcal{P}^{\hat{G}_k \bar{v}}| + i)$ -ésimo EDSP entre el componente de \hat{G}_k protegido y \hat{v} . Una vez que se han aumentado los enlaces, se actualizan los conjuntos en conflicto de los enlaces virtuales. El conjunto $\chi^{\hat{X}\hat{Y}}$ en conflicto para cada uno de los enlaces (\hat{x}, \hat{y}) virtuales en cada uno de los $k + 1$ caminos $p_i^{\hat{G}_k \bar{v}} \in \mathcal{P}^{\hat{G}_k \bar{v}}$ más cortos se actualiza con cada uno de los enlaces (\hat{s}, \hat{t}) virtuales desde los otros caminos $p_j^{\hat{G}_k \bar{v}} \in \mathcal{P}^{\hat{G}_k \bar{v}} \wedge i \neq j$ más cortos. Una vez que se actualizan los conjuntos en conflicto, el componente protegido se expande $\hat{G}_k \leftarrow \hat{G}_k \odot \bar{v}$ para que incluya el nodo virtual seleccionado y el procesamiento se repite con la selección de un nodo virtual fuera del componente protegido.

25 En general, hay tres casos para el aumento de enlaces virtuales paralelos, independientemente del número de fallos de enlace que pueden necesitar para sobrevivir. Un caso es que hay suficientes caminos disjuntos para proporcionar la protección de fallo de enlace deseada y, por lo tanto, no es necesario añadir enlaces paralelos adicionales. Para proporcionar protección contra k fallos de enlace de sustrato simultáneos, se requieren al menos $k + 1$ caminos disjuntos. El segundo caso es que hay al menos un camino disjunto, pero no suficiente como para proporcionar la protección deseada, en cuyo caso deben añadirse uno o más, pero menos de $k + 1$, enlaces virtuales paralelos. El tercer caso es que no hay caminos disjuntos entre el nodo virtual y el componente protegido, en cuyo caso se deben añadir k enlaces virtuales paralelos para proporcionar protección contra k fallos de enlace en el sustrato.

Una vez que se ha completado el aumento de enlaces y la determinación del conjunto de enlaces en conflicto, la red virtual o, más particularmente, la red virtual k -protegida aumentada puede integrarse en la red física.

35 La FIG. 8 representa la integración de una red virtual k -protegida. Como se muestra, la funcionalidad 306 de integración puede recibir la definición 606 de red virtual aumentada, que puede haberse aumentado desde una red virtual solicitada, y los conjuntos 704 de enlaces en conflicto que se integrarán en una red de sustrato física descrita por una topología 804 de red física. También se pueden especificar restricciones 802 adicionales, tales como requisitos de ancho de banda de enlaces, funciones de costo de diferentes enlaces, así como restricciones de ubicación que especifican restricciones sobre dónde se puede integrar un nodo virtual. La funcionalidad 306 de integración determina una correspondencia 806 de la definición 606 de red virtual aumentada a la topología 804 de red física que satisface las restricciones. En particular, la integración satisface las restricciones impuestas por los conjuntos 704 de enlaces en conflicto, que requiere que todos los enlaces virtuales en el mismo conjunto de enlaces en conflicto estén integrados en caminos disjuntos en la red de sustrato física.

La integración puede realizarse utilizando un enfoque (ILP) de programación lineal entero que minimiza el coste total de la integración de enlace. La formulación de ILP proporciona una serie de variables de decisión, restricciones y una función objetivo. Minimizar la función objetivo proporciona la integración de red virtual. Las variables de decisión, las restricciones y la función objetivo se describen a continuación.

5 Variables de decisión

Se establece una correspondencia de un enlace virtual a un conjunto no vacío de enlaces físicos que crean un camino físico. La siguiente variable de decisión se introduce para indicar la correspondencia entre un enlace $(\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E}$ virtual y un enlace $(u, v) \in E$ físico.

$$x_{uv}^{\hat{u}\hat{v}} = \begin{cases} 1 & \text{si se establece una correspondencia de } (\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E} \text{ a } (u, v) \in E, \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

10 La siguiente variable de decisión representa la correspondencia de nodo virtual:

$$y_{\hat{u}u} = \begin{cases} 1 & \text{si se establece una correspondencia de } \hat{u} \in \hat{V} \text{ a } u \in V, \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Restricciones

Los tipos de restricciones incluyen restricciones de correspondencia de enlaces, restricciones de correspondencia de nodos y restricciones de disyunción.

15 Restricciones de correspondencia de enlaces:

$$\forall (\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E}: \sum_{(u,v) \in E} x_{uv}^{\hat{u}\hat{v}} \geq 1 \quad (1)$$

$$\forall (u, v) \in E: \sum_{(\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E}} x_{uv}^{\hat{u}\hat{v}} \times b_{\hat{u}\hat{v}} \leq b_{uv} \quad (2)$$

$$\forall \hat{u}, \hat{v} \in \hat{V}, \forall u \in V: \sum_{v \in N(u)} (x_{uv}^{\hat{u}\hat{v}} - x_{vu}^{\hat{u}\hat{v}}) = y_{\hat{u}u} - y_{\hat{v}u} \quad (3)$$

20 Se establece una correspondencia de cada uno de los enlaces virtuales a un conjunto no vacío de enlaces físicos mediante la ecuación (1). La ecuación (1) también asegura que ningún enlace virtual quede sin correspondencia. También es necesario asegurarse de que los recursos de los enlaces físicos no se comprometan en exceso, lo cual se proporciona mediante la ecuación (2). Finalmente, la ecuación (3) asegura que el flujo de entrada y el flujo de salida de cada uno de los nodos físicos sea igual, excepto en los nodos donde se ha establecido una correspondencia de los puntos finales de un enlace virtual. Esta restricción de conservación de flujo asegura un camino continuo entre los puntos finales hechos corresponder de un enlace virtual.

25

Restricciones de correspondencia de nodos:

$$\forall \hat{u} \in \hat{V}, \forall u \in V: y_{\hat{u}u} \leq l_{\hat{u}u} \quad (4)$$

donde:

$$l_{\hat{u}u} = \begin{cases} 1 & \text{si } \hat{u} \in \hat{V} \text{ se puede aprovisionar en } u \in V \\ 0 & \text{en otro caso} \end{cases} \quad (5)$$

$$30 \quad \forall u \in V: \sum_{\hat{u} \in \hat{V}} y_{\hat{u}u} \leq 1 \quad (6)$$

Se debe establecer una correspondencia de un nodo virtual a exactamente un nodo de la red física de acuerdo con las restricciones de localización dadas de la ecuación (5), lo cual está asegurado por la ecuación (4). La ecuación (6) asegura que un nodo físico no aloje más de un nodo virtual desde la misma solicitud de red virtual.

Restricciones de disyunción:

La restricción de disyunción requiere que cada uno de los enlaces virtuales en un conjunto de enlaces en conflicto no comparta un enlace físico en la red de sustrato. Este requisito está garantizado por:

$$\forall(u, v) \in E, \forall(\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E}, \forall(\hat{a}, \hat{b}) \in \mathcal{X}^{\hat{u}\hat{v}}:$$

$$x_{uv}^{\hat{u}\hat{v}} + x_{vu}^{\hat{u}\hat{v}} + x_{uv}^{\hat{a}\hat{b}} + x_{vu}^{\hat{a}\hat{b}} \leq 1 \quad (7)$$

5 Función objetivo

Se desea minimizar el costo de aprovisionamiento de ancho de banda en los enlaces físicos. El costo asociado con el aprovisionamiento de una unidad de ancho de banda en un enlace (u, v) físico es C_{uv} . En consecuencia, la siguiente función objetivo proporcionará una solución para la integración.

$$\text{minimizar} \left(\sum_{\forall(\hat{u}, \hat{v}) \in \hat{E}} \sum_{\forall(u, v) \in E} x_{uv}^{\hat{u}\hat{v}} \times C_{uv} \times b_{\hat{u}\hat{v}} \right) \quad (8)$$

10 Aunque la formulación de ILP anterior proporcionará una integración óptima de la red virtual protegida, la complejidad computacional y, por lo tanto, el tiempo requerido para determinar la integración óptima, pueden ser prohibitivos. Se puede utilizar un enfoque heurístico para proporcionar una solución aceptable en un período de tiempo aceptable, mientras se satisface la restricción de que un enlace virtual y cualquier otro enlace virtual presente en su conjunto en conflicto no pueden compartir un enlace físico para su correspondencia.

15 La FIG. 9 representa un método 900 heurístico para establecer una correspondencia de la definición de red virtual aumentada a una red física. Aunque la integración de ILP puede proporcionar una integración óptima, su rendimiento no escala bien con el tamaño de la red virtual y de la red física. Con el fin de proporcionar un rendimiento aceptable a medida que aumenta el tamaño de la red, tanto el tamaño de la red virtual solicitada como la red de sustrato física, se puede utilizar un enfoque de integración heurística. El método 900 heurístico puede proporcionar una integración que esté aceptablemente cerca de la integración óptima, mientras se ejecuta en un período de tiempo relativamente corto, incluso para grandes tamaños de red.

El método 900 heurístico para la integración de red virtual consciente de conectividad puede comenzar por un paso 902 de clasificación de los nodos virtuales en una lista \hat{V} ordenada, en términos de la suma de los tamaños del conjunto de enlaces en conflicto asociado con los enlaces virtuales incidentes sobre cada uno de los nodos virtuales. Dado que los conjuntos de enlaces en conflicto presentan restricciones en la implementación física, puede ser beneficioso establecer primero una correspondencia de los enlaces virtuales con los conjuntos en conflicto más grandes, es decir, los enlaces virtuales en mayor conflicto se integran primero. El método 900 heurístico itera sobre todos los nodos en la lista ordenada de nodos virtuales. Para cada una de las iteraciones, en un paso 904, se selecciona el nodo \hat{u} virtual en mayor conflicto en la lista ordenada y para cada uno de los nodos x físicos al que se puede establecer una correspondencia del nodo virtual seleccionado, que se proporciona por el conjunto de restricciones de ubicación del nodo virtual, en un paso 906, se establece una correspondencia temporalmente del nodo \hat{u} virtual a x . Con una correspondencia establecida temporalmente de \hat{u} a x , en un paso 908, para los enlaces (\hat{u}, \hat{v}) en \hat{E} virtuales se establece una correspondencia a caminos físicos en la red de sustrato, por ejemplo, utilizando una función de correspondencia de enlace virtual. El costo de la correspondencia de enlace virtual se determina y se compara con un costo de correspondencia mínimo actual, y el costo de correspondencia mínimo se actualiza si la correspondencia actual tiene un costo menor. La correspondencia x_{min} de nodo que tenga el costo más bajo se rastrea para la correspondencia de enlace virtual para cada correspondencia temporal de \hat{u} a cada una de las posibles ubicaciones de nodo x físico. Una vez que se ha establecido una correspondencia a todas las ubicaciones posibles y se han determinado los costos de correspondencia de enlaces asociados, en un paso 910, se selecciona la correspondencia x_{min} de nodo que tiene el costo más bajo y, en un paso 912, se establece una correspondencia permanente al nodo \hat{u} virtual. En un paso 914, se establece una correspondencia del enlace (\hat{u}, \hat{v}) virtual a la ruta física previamente calculada para la correspondencia de x_{min} si ya se ha establecido una correspondencia permanentemente de ambos nodos virtuales \hat{u} y \hat{v} de terminación del enlace virtual a un nodo físico. En un paso 916, el nodo \hat{u} virtual se elimina de la lista \hat{V} ordenada y, si no hay más nodos virtuales para establecer una correspondencia (No en 918), en un paso 920, se puede devolver la correspondencia. Si hay nodos adicionales (Sí en 918) se puede seleccionar el nodo en mayor conflicto de los nodos restantes en la lista ordenada y repetir el proceso.

El método 900 heurístico puede implementarse de muchas maneras diferentes. A continuación se proporciona una posible implementación de pseudocódigo del método 900 heurístico.

```

01: function VN-EMBEDDING ( $G, \tilde{G}$ )
02:  $\hat{V} \leftarrow$  Ordenar  $\hat{u} \in \hat{V}$  en orden decreciente de  $\sum_{v \in N(\hat{u})} |\chi^{\hat{u}v}|$ 
03: for all  $\hat{u} \in \hat{V}$  do
04:   Candidato  $\leftarrow \emptyset$ 
05:   for all  $l \in L(\hat{u})$  do
06:     Establecer correspondencia temporalmente de  $\hat{u}$  a  $l$  en  $f$ 
07:      $\varepsilon \leftarrow$  Ordenar  $(\hat{u}, \hat{v}) \in \tilde{E}$  en orden decreciente de  $|\chi^{\hat{u}\hat{v}}|$ 
08:      $\forall (\hat{u}, \hat{v}) \in \varepsilon$  tal que  $g(\hat{u}, \hat{v}) = \emptyset$ :
09:        $P[(u, v)] \leftarrow \text{VLINK-MAP}(G, \tilde{G}, (\hat{u}, \hat{v}))$ 
10:       if  $\sum_{(u,v) \in \varepsilon} \text{costo}(P[(\hat{u}, \hat{v})])$  es mínimo then
11:          $M \leftarrow P$ , Candidato  $\leftarrow l$ 
12:       end if
13:        $f(\hat{u}) \leftarrow \emptyset$  and  $\forall (\hat{u}, \hat{v}) \in \varepsilon$   $g(\hat{u}, \hat{v}) \leftarrow \emptyset$ 
14:     end for
15:     if Candidato  $\neq \emptyset$  then
16:       Establecer correspondencia de  $\hat{u}$  a Candidato en  $f$ 
17:        $\forall (\hat{u}, \hat{v}) \in \varepsilon$  and  $f(\hat{u}) \neq \emptyset$  and  $f(\hat{v}) \neq \emptyset$ :
18:         añadir correspondencia de  $(\hat{u}, \hat{v})$  a  $M[(\hat{u}, \hat{v})]$  en  $g$ 
19:     else
20:       return No se ha Encontrado Solución
21:     end if
22:   end for
23:   return  $\{f, g\}$ 
24: end function

```

El siguiente listado de pseudocódigo ofrece una posible implementación de la función VLINK-MAP llamada por la función de VN-EMBEDDING.

```

01: function VLINK-MAP ( $G, \hat{G}, (\hat{u}, \hat{v})$ )
02:    $p^{\hat{u}\hat{v}} \leftarrow \emptyset$ 
03:    $\forall (\hat{s}, \hat{t}) \in \mathcal{X}^{\hat{u}\hat{v}}$ :
04:      $E \leftarrow E - \{(a, b) \in E \mid (\hat{s}, \hat{t}) \text{ se establece correspondencia a } (a, b)\}$ 
05:   if  $f(\hat{u}) \neq \emptyset \wedge f(\hat{v}) \neq \emptyset$  then
06:     Camino-Más-Corto-Dijkstra ( $G, f(\hat{u})$ )
07:      $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})} \leftarrow$  Costo de camino más corto de  $f(\hat{u})$  a  $f(\hat{v})$  en  $G$ 
08:   else if  $f(\hat{x}) = \emptyset \wedge f(\hat{y}) \neq \emptyset$  s.t.  $\hat{x}, \hat{y} \in \{\hat{u}, \hat{v}\}, \hat{y} \neq \hat{x}$  then
09:     Camino-Más-Corto-Dijkstra ( $G, f(\hat{y})$ )
10:      $Q^{f(\hat{x})f(\hat{y})} \leftarrow$  Costo de camino más corto de  $L(\hat{x})$  a  $f(\hat{y})$  en  $G1$ 
11:   end if
12:   if  $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})} \neq \emptyset$  then
13:     Añadir correspondencia temporalmente de  $(\hat{u}, \hat{v})$  a  $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})}$  en  $g$ 
14:   end if
15:   return  $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})}$ 
16: end function

```

La función VLINK-MAP calcula dos funciones, f y g para la correspondencia de todos los nodos virtuales y enlaces virtuales de \hat{G} de una manera coordinada. Como no hay costo asociado con la correspondencia de nodos virtuales, una correspondencia de enlaces virtuales que minimiza el costo total determina la correspondencia de nodos virtuales. La función VLINK-MAP primero ordena los nodos virtuales $\hat{u} \in \hat{V}$ en orden decreciente de la suma de los tamaños del conjunto en conflicto para cada uno de los de enlaces virtuales incidente en \hat{u} . Esta lista ordenada de nodos virtuales está representada por \hat{V} . Dado que un nodo virtual que tiene enlaces virtuales con conjuntos en conflicto más grandes se vuelve demasiado limitado para establecer una correspondencia a un nodo físico adecuado en la red de sustrato, la función intenta corresponder nodos virtuales en el orden de \hat{V} .

10 Para cada uno de los nodos $\hat{u} \in \hat{V}$ virtuales, la función de VN-EMBEDDING busca un nodo físico no asignado en el conjunto, $L(\hat{u})$, de restricciones de ubicación del nodo \hat{u} virtual, que produce una correspondencia factible mientras se minimiza el costo. El bucle interno en la función VLINK-MAP (Líneas 5-14) corresponde temporalmente un nodo \hat{u} virtual a un nodo, $l \in L(\hat{u})$, físico, e intenta integrar todos los enlaces virtuales incidentes en \hat{u} . La función VLINK-MAP se invoca para encontrar la correspondencia para cada uno de los enlaces virtuales. Los enlaces virtuales incidentes en \hat{u} se procesan en el orden decreciente de los tamaños de sus conjuntos en conflicto, ya que los caminos de sustrato deben satisfacer la restricción de disyunción impuesta por los conjuntos en conflicto. La función de VN-EMBEDDING finalmente integra el nodo \hat{u} virtual en el nodo l físico que conduce a una correspondencia factible para todos los enlaces virtuales incidentes en \hat{u} y produce el costo mínimo de integración. La función de VN-EMBEDDING falla, si no se encuentra tal l factible para un \hat{u} . Una vez que finalmente se ha establecido una correspondencia a un nodo \hat{u} virtual, la función de VN-EMBEDDING crea la correspondencia final solo para aquellos enlaces virtuales incidentes en \hat{u} cuyos dos puntos finales ya están finalmente correspondidos (Línea 17-18). Las correspondencias de otros enlaces virtuales incidentes en \hat{u} se finalizan cuando sus puntos finales no correspondidos finalmente se corresponden. La función de VN-EMBEDDING finaliza después de que todos los nodos virtuales y enlaces virtuales de \hat{G} han sido finalmente correspondidos.

25 La función VLINK-MAP, que se invoca por la función de VN-EMBEDDING, encuentra la correspondencia de un enlace (\hat{u}, \hat{v}) virtual. La función elimina todos los enlaces físicos utilizados por la correspondencia de todos los enlaces virtuales en $\mathcal{X}^{\hat{u}\hat{v}}$ para satisfacer la restricción de disyunción (Línea 3-4). Luego, se calcula una asignación para (\hat{u}, \hat{v}) considerando cualquiera de los siguientes dos casos: (i) ambos puntos finales de (\hat{u}, \hat{v}) ya se han correspondido a algunos nodos $f(\hat{u})$ y $f(\hat{v})$ físicos, respectivamente. En este caso, se calcula un camino $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})}$ de costo mínimo entre $f(\hat{u})$ y $f(\hat{v})$ en G . En el segundo caso (ii) solo se corresponde \hat{u} (o \hat{v}) y el otro punto final \hat{v} (o \hat{u}) no se ha correspondido. En este caso, la función Vlink-Map calcula el camino $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})}$ de costo mínimo entre $f(\hat{u})$ (o $f(\hat{v})$) y todas las ubicaciones posibles del nodo virtual \hat{v} (o \hat{u}) no correspondido utilizando el algoritmo de camino más corto de Dijkstra en G , que utiliza $C_{f(\hat{u})f(\hat{v})} \times b_{\hat{u}\hat{v}}$ como el costo de correspondencia de enlace virtual. Después de encontrar

el camino de costo mínimo, la función Vlink-Map corresponde temporalmente (\hat{u}, \hat{v}) a $Q^{f(\hat{u})f(\hat{v})}$ y lo añade a g (Línea 13).

5 El paso más costoso computacionalmente de la función de VN-EMBEDDING es la función VLINK-MAP, que invoca el algoritmo de camino más corto de Dijkstra en la red de sustrato física que requiere $O(|E| + |V| \log |V|)$ tiempo. Dado que la función VLINK-MAP se invoca $O(|\hat{V}| |L(\hat{u})| |N(\hat{u})|)$ veces, el tiempo de ejecución de la función de VN-EMBEDDING se convierte en $O(|\hat{V}| |L(\hat{u})| |N(\hat{u})| (|E| + |V| \log |V|))$.

10 Como se describió anteriormente, la integración de red virtual consciente de conectividad comprende una etapa de determinación del conjunto en conflicto y una etapa de integración. Cada una de las etapas se puede realizar de diferentes maneras. Se comparó el rendimiento de diferentes estrategias de cálculo. En particular, se comparó la utilización del enfoque heurístico, para determinar los conjuntos de enlaces en conflicto, con la determinación del conjunto de enlaces en conflicto como un conjunto de corte óptimo. Para la etapa de integración, se comparó un enfoque de ILP con el enfoque heurístico descrito anteriormente. Además, se compararon los fallos contra fallos simples y dobles. Además, se comparó una integración de red virtual de línea de base sin protección contra fallos en la capa física utilizando un enfoque de ILP de flujo no divisible de múltiples productos (MCUF). La siguiente tabla resume los diferentes algoritmos comparados.

Notación	Fallos	Disyunción	Integración
S-CoViNE	Único	Heurístico	Heurístico
D-CoViNE	Doble	Heurístico	Heurístico
S-CoViNE-ILP	Único	Heurístico	ILP (ec. 8)
D-CoViNE-ILP	Doble	Heurístico	ILP (ec. 8)
S-Cutset-ILP	Único	Conjunto de corte óptimo	IL P
ViNE-ILP	Ninguno	Ninguna	MCUF ILP

Tabla 1: Tabla de enfoques de integración comparados

20 Los modelos de ILP se implementan utilizando la biblioteca ILOG CPLEX C++ de IBMtm. Las simulaciones se realizaron en un servidor con un procesador de cuatro núcleos a 3,4 GHz y 8 GB de RAM. Se simularon topologías de red a gran y a pequeña escala. Las redes virtuales para el escenario de pequeña escala estaban conectadas por 2 aristas, como lo requiere el enfoque basado en conjunto de corte. La siguiente tabla resume los diferentes escenarios y parámetros utilizados, así como las FIG particulares que representan los resultados asociados.

Escenario	FIG.	Nodos físicos	Enlaces físicos	Nodos virtuales	Enlaces virtuales
Pequeña escala	10, 11	150	310	4-20	5-37
	12, 13	50-250	105-494	10	17-24
Gran escala	14, 15	500	2017	10-100	21-285
		1000	4023	10	21-285
	16	500	2017	10	11-31
		1000	4023	10	11-31

	17	500	1000-2000	10	21
		1000	2000-4000	10	21
Fallo	18-21	150	310	10	11-31

Tabla 2: Tabla de parámetros de simulación.

Las FIG. 10 y 11 representan los costos de integración para diferentes tamaños de red virtual y de red física de pequeña escala. ViNE-ILP produce la integración de menor costo, ya que no aumenta los enlaces virtuales paralelos ni satisface una restricción de disyunción. Los costos de integración producidos por S-Cutset-ILP y S-CoViNE-ILP están muy cerca de los de ViNE-ILP. Dado que las redes virtuales están conectadas por 2 aristas en este escenario, no se realiza un aumento de enlaces paralelos. La diferencia en SCutset-ILP y S-CoViNE-ILP solo se debe a la variación de los métodos de cálculo de disyunción. Por el contrario, S-CoViNE emplea los enfoques heurísticos para el cálculo y la integración de disyunción, lo que resulta en un costo ~10% mayor que S-CoViNE-ILP y ~15% mayor que la solución (S-Cutset-ILP) óptima basada en el conjunto de corte. Tanto D-CoViNE-ILP como D-CoViNE tienen un costo ~30% mayor que los enfoques de fallo único, ya que aumentan los enlaces virtuales paralelos para garantizar la conectividad por 3 aristas. En general, el costo aumenta casi linealmente con el aumento del tamaño de la red física para una red virtual fija, y viceversa.

Las FIG. 12 y 13 representan tiempos de ejecución en escala logarítmica para diferentes tamaños de red virtual y de red física de pequeña escala, respectivamente. Los tiempos de ejecución de S-CoViNE, que determina una integración 1-protégida capaz de sobrevivir a un único fallo de enlace físico, y D-CoViNE, que determina una integración 2-protégida capaz de sobrevivir a un fallo doble de enlace físico, varían aproximadamente linealmente con los tamaños de red virtual o de red física. Al integrar una red virtual de 18 nodos virtuales en una red física de 150 nodos, S-CoViNE-ILP y D-CoViNE-ILP tardan ~285 s y ~456 s, respectivamente, lo que es significativamente más lento en comparación con el tiempo de ejecución de menos de 1 segundo para S-CoViNE y D-CoViNE. ViNE-ILP se ejecuta más rápido que S-CoViNE-ILP y que D-CoViNE-ILP, ya que no satisface una restricción de disyunción durante la integración. S-Cutset-ILP es el más lento ya que calcula una solución óptima.

S-CoViNE y D-CoViNE pueden escalar con tamaños arbitrarios de red virtual y de red física, mientras que los enfoques basados en ILP solo pueden escalar redes virtuales de hasta 18 nodo en redes físicas de 150 nodos. La escalabilidad de S-Cutset-ILP es la peor ya que no puede escalar más allá redes virtuales de 10 nodos en redes físicas de 150 nodos. Los mayores costos de S-CoViNE y D-CoViNE, en comparación con los enfoques basados en ILP correspondientes, se compensan por su mayor escalabilidad y tiempo de ejecución más rápido.

La FIG. 14 muestra el costo de integración variando los tamaños de red virtual en redes físicas de 500 (S-CoViNE-SN-500 y D-CoViNE-SN-500) y 1000 nodos (S-CoViNE-SN-1000 y D-CoViNE-SN-1000) Las FIG. 15 y 16 muestran el costo de integración para las topologías de red virtual y de red física con diferentes relaciones de enlace a nodo (LNR), respectivamente. En este escenario, el costo de integración está influenciado principalmente por la restricción de disyunción y el aumento de enlaces virtuales paralelos. Para escenarios de doble fallo, el costo de aumento domina para $LNR \leq 2,4$, de ahí la disminución inicial en el costo de integración. Sin embargo, para $LNR > 2,4$, el costo para asegurar la restricción de disyunción domina, lo que justifica el aumento correspondiente en la FIG. 15. Para S-CoViNE, la restricción de disyunción domina y el costo de integración aumenta a medida que se integra un mayor número de enlaces virtuales en la misma red física para LNR más grande. Un aumento en el LNR de red física resulta en una mayor diversidad de caminos en la red física. S-CoViNE y D-CoViNE explotan esta diversidad de caminos al encontrar caminos más cortos al integrar un enlace virtual. Esto explica la disminución en el costo con un aumento en el LNR de red física.

La FIG. 17 representa los tiempos de ejecución para S-CoViNE y D-CoViNE, que aumentan tanto con tamaños de red virtual como de red física.

Al simular el impacto de los fallos, se suponían tres clases de tráfico diferentes, etiquetadas como 1 (prioridad más alta), 2 y 3 (prioridad más baja) exigiendo 20%, 30% y 50% del ancho de banda de cada uno de los enlaces virtuales, respectivamente. Los fallos se manejaron reencaminando el tráfico en los enlaces virtuales afectados a lo largo de caminos alternativos más cortos en la red virtual. La compartición del ancho de banda a lo largo de estos caminos sigue una política de utilización compartida equitativa entre el tráfico de la misma clase y utilización compartida equitativa ponderada en diferentes clases de tráfico.

Las FIG. 18 y 19 presentan el porcentaje de ancho de banda restaurado para escenarios de fallo simple y doble, respectivamente. Las FIG. 20 y 21 presentan la sobrecarga para garantizar la conectividad en términos de costo de integración y número de enlaces virtuales aumentados, respectivamente.

5 Lo anterior ha descrito la integración de red virtual consciente de conectividad. La integración puede permitir que se implemente una red virtual que pueda soportar 2, o más si es deseable, fallos de enlace físico sin perder la conectividad de la red virtual. La integración de red virtual consciente de conectividad puede proporcionar una ejecución rápida incluso cuando hay un gran número de nodos virtuales y enlaces virtuales en la red virtual solicitada. Además de proporcionar una correspondencia deseable, es decir, una que puede soportar múltiples, es decir, k , fallos de enlace físico simultáneos sin particionar la red virtual, la velocidad y la escalabilidad del enfoque
10 heurístico para la integración de red virtual consciente de conectividad, puede ser útil para proporcionar otras características, tal como el aprovisionamiento en tiempo real o casi en tiempo real de redes virtuales, lo que puede proporcionar una experiencia de usuario mejorada. El cálculo adicional en tiempo real o casi en tiempo real de la correspondencia para redes virtuales puede permitir la reorganización de las redes virtuales existentes para mejorar la eficiencia de los recursos físicos. Además, la integración de red virtual se ha descrito como determinada para una
15 red física existente. Es posible utilizar la integración de red virtual para identificar posibles aumentos a la infraestructura física existente en base a la correspondencia determinada.

REIVINDICACIONES

1. Un método para integrar una definición de red virtual que define una red virtual, que comprende una pluralidad de nodos virtuales y una pluralidad de enlaces virtuales, en una red física, el método que comprende:
 - 5 determinar un conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales de la definición de red virtual, cada uno de los conjuntos en conflicto comprende una pluralidad de enlaces virtuales de la red virtual que deben integrarse en caminos disjuntos en la red física para mantener la conectividad de la red virtual en presencia de k fallos de enlace físico; e
 - integrar la red virtual en la red física, de modo que cada uno de la de pluralidad de enlaces virtuales en cada uno de los conjuntos en conflicto se integre en caminos disjuntos de la red física.

- 10 2. El método de la reivindicación 1, que comprende además aumentar la definición de red virtual añadiendo enlaces virtuales paralelos entre nodos virtuales, de modo que cada uno de los nodos virtuales comprenda al menos $k + 1$ enlaces virtuales.

3. El método de la reivindicación 2, en donde los enlaces virtuales paralelos se añaden al determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales.

- 15 4. El método de la reivindicación 3, en donde aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto comprende:
 - seleccionar un nodo virtual inicial como un componente protegido;
 - seleccionar un nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido;
 - 20 intentar determinar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta desde el componente protegido hasta el nodo virtual seleccionado;
 - si se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta:
 - añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido;
 - actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta; y
 - 25 eliminar todos los enlaces virtuales, en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta, de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto;
 - si no se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta:
 - 30 añadir n enlaces virtuales paralelos entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para proporcionar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta, donde $n = k + 1$ - (número determinado de caminos más cortos de arista disjunta);
 - añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido;
 - actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y los n enlaces virtuales paralelos; y
 - 35 eliminar todos los enlaces virtuales en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y los n enlaces virtuales paralelos de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto; y
 - 40 seleccionar un siguiente nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido.

5. El método de cualquier reivindicación de las reivindicaciones 1 a 4, en donde determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales comprende determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales utilizando un enfoque de conjunto de corte óptimo.

- 45 6. El método de cualquier reivindicación de las reivindicaciones 1 a 4, en donde determinar la integración comprende utilizar una formulación (ILP) de programación lineal entero para determinar la integración.

7. El método de la reivindicación 1, en donde determinar la integración comprende utilizar un enfoque heurístico para determinar la integración, en donde el enfoque heurístico comprende:
 - 50 ordenar en orden decreciente los nodos virtuales de acuerdo con una suma del tamaño del conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre el respectivo nodo virtual; y
 - establecer una correspondencia de nodos virtuales y enlaces virtuales de la definición de red virtual a la red física comenzando con los nodos virtuales que tienen la mayor suma del tamaño del conjunto en conflicto.

8. El método de la reivindicación 7, en donde se establece una correspondencia de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre un nodo virtual a la red física en un orden decreciente del tamaño de conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales.
9. Un sistema para integrar una red virtual, que comprende una pluralidad de nodos virtuales y una pluralidad de enlaces virtuales, en una red física, el sistema que comprende:
 una unidad de procesamiento para ejecutar instrucciones; y
 una unidad de memoria para almacenar instrucciones, que cuando se ejecutan por el procesador configuran el sistema para realizar pasos para:
 determinar un conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales de una definición de red virtual que define la red virtual, cada uno de los conjuntos en conflicto comprende una pluralidad de enlaces virtuales de la red virtual que deben integrarse en caminos disjuntos en la red física para mantener la conectividad de la red virtual en la presencia de k fallos de enlace físico; e
 integrar la red virtual en la red física para que cada uno de la de pluralidad de enlaces virtuales en cada uno de los conjuntos en conflicto se integre en caminos disjuntos de la red física.
10. El sistema de la reivindicación 9, en donde las instrucciones configuran el sistema para realizar además pasos para aumentar la definición de red virtual añadiendo enlaces virtuales paralelos entre nodos virtuales, de modo que cada uno de los nodos virtuales comprenda al menos $k + 1$ enlaces virtuales.
11. El sistema de la reivindicación 10, en donde los enlaces virtuales paralelos se agregan al determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales.
12. El sistema de la reivindicación 11, en donde aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto comprende:
 seleccionar un nodo virtual inicial como componente protegido;
 seleccionar un nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido;
 intentar determinar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta desde el componente protegido hasta el nodo virtual seleccionado;
 si se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta:
 añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido;
 actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta; y
 eliminar todos los enlaces virtuales en los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto;
 si no se determinan los $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta:
 añadir n enlaces virtuales paralelos entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para proporcionar $k + 1$ caminos más cortos de arista disjunta, donde $n = k + 1$ - (número determinado de caminos más cortos de arista disjunta);
 añadir el nodo virtual seleccionado al componente protegido;
 actualizar el conjunto en conflicto del enlace virtual entre el nodo virtual seleccionado y el nodo virtual dentro del componente protegido para que incluya todos los enlaces virtuales en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y los n enlaces virtuales paralelos; y
 eliminar todos los enlaces virtuales, en los caminos más cortos de arista disjunta determinados y los n enlaces virtuales paralelos, de la consideración adicional al aumentar la definición de red virtual y determinar el conjunto en conflicto; y
 seleccionar un siguiente nodo virtual fuera del componente protegido que tenga un enlace virtual a un nodo virtual dentro del componente protegido.
13. El sistema de cualquier reivindicación de las reivindicaciones 9-12, en donde determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales comprende determinar el conjunto en conflicto para cada uno de los enlaces virtuales utilizando un enfoque de conjunto de corte óptimo.
14. El sistema de cualquier reivindicación de las reivindicaciones 9-12, en donde determinar la integración comprende utilizar una formulación (ILP) de programación lineal entero para determinar la integración.
15. El sistema de la reivindicación 9, en donde determinar la inclusión comprende utilizar un enfoque heurístico para determinar la inclusión, en donde el enfoque heurístico comprende:
 ordenar en orden decreciente los nodos virtuales de acuerdo con una suma del tamaño del conjunto en conflicto de cada uno de los enlaces virtuales incidente sobre el respectivo nodo virtual; y

establecer una correspondencia de nodos virtuales y enlaces virtuales de la definición de red virtual a la red física comenzando con los nodos virtuales que tengan la mayor suma del tamaño del conjunto en conflicto.

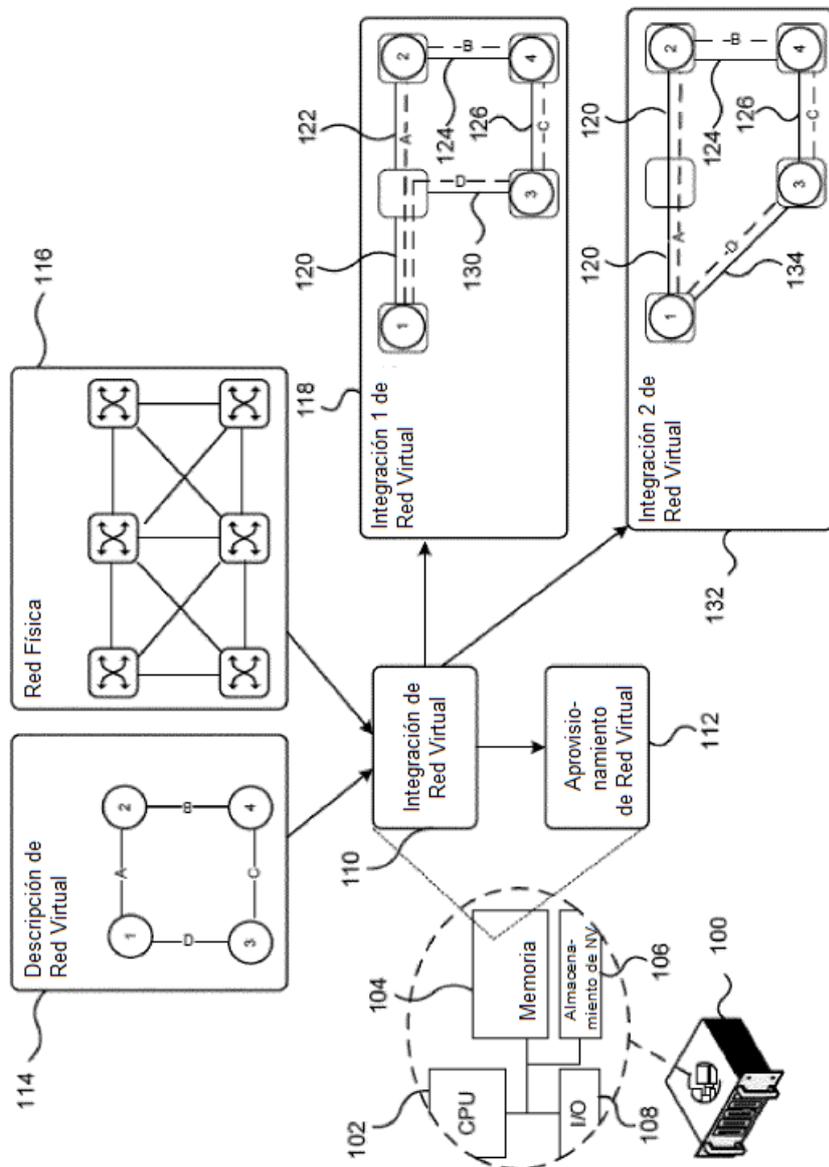


Figura 1

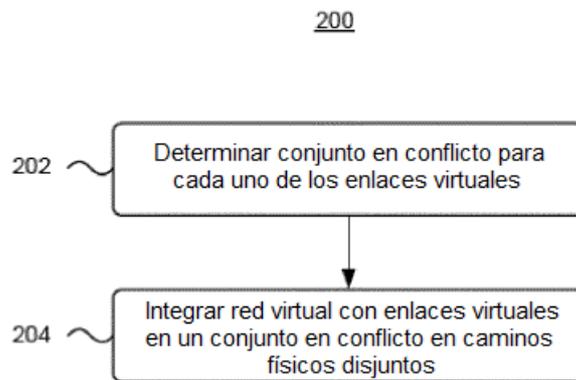


Figura 2

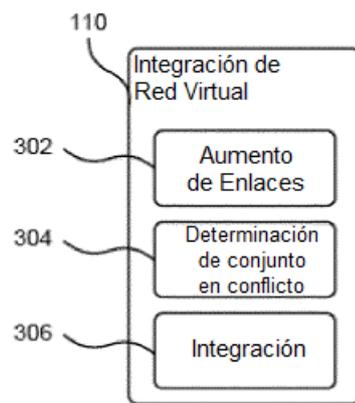


Figura 3

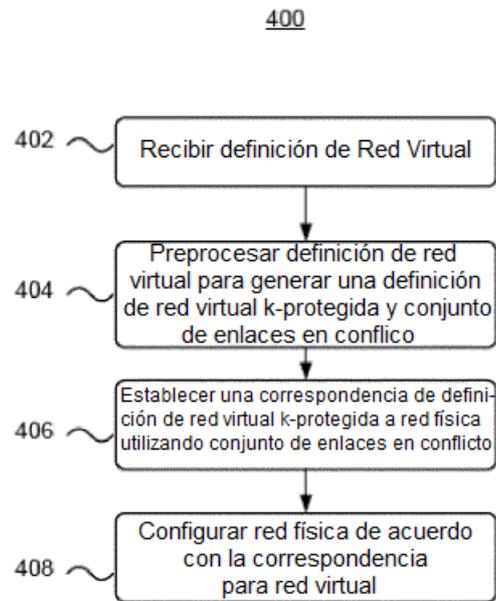


Figura 4

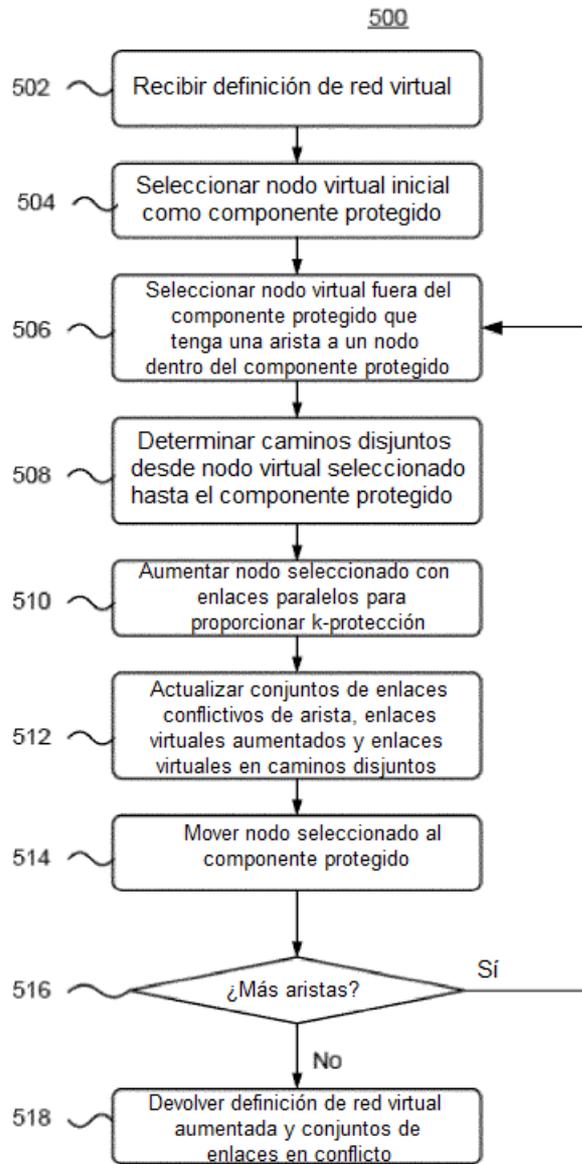


FIG. 5

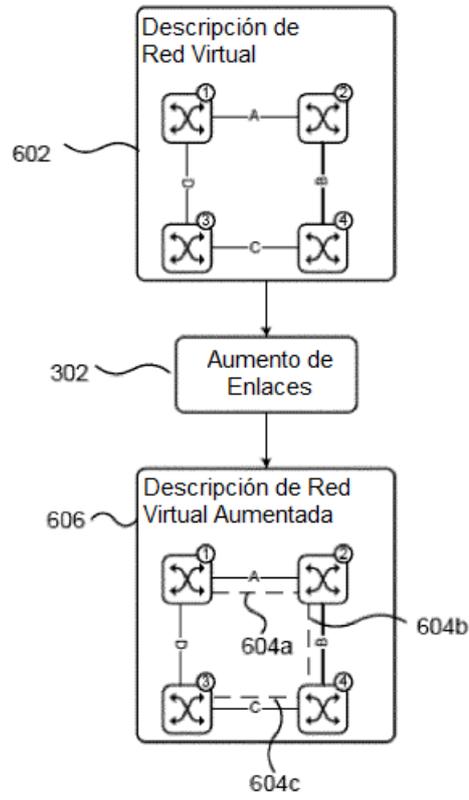


Figura 6

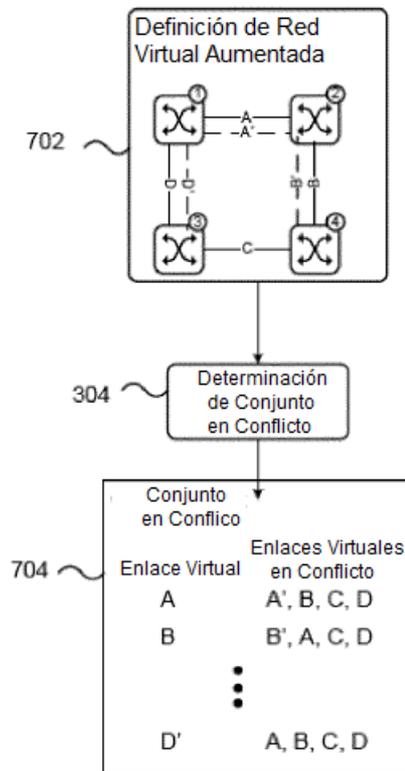


Figura 7

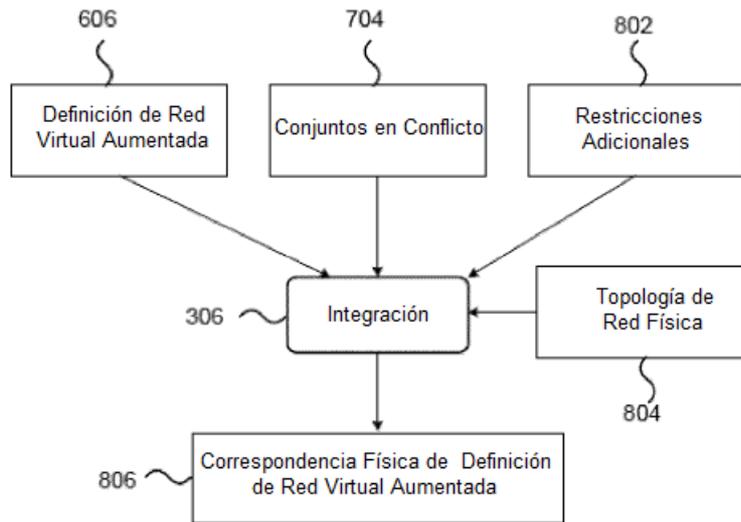


Figura 8

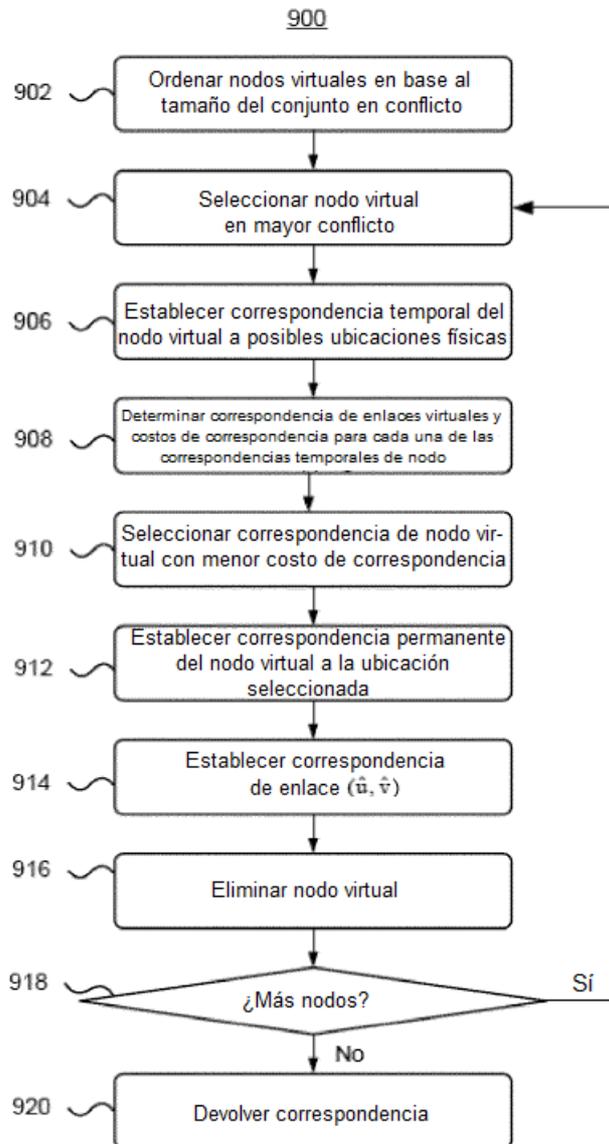


Figura 9

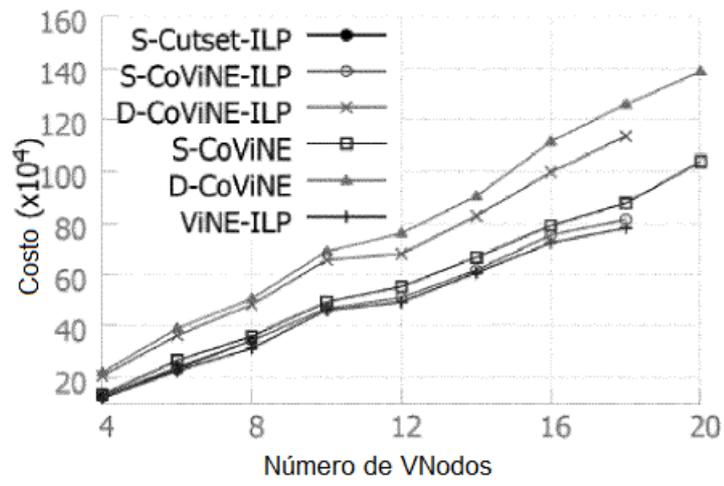


Figura 10

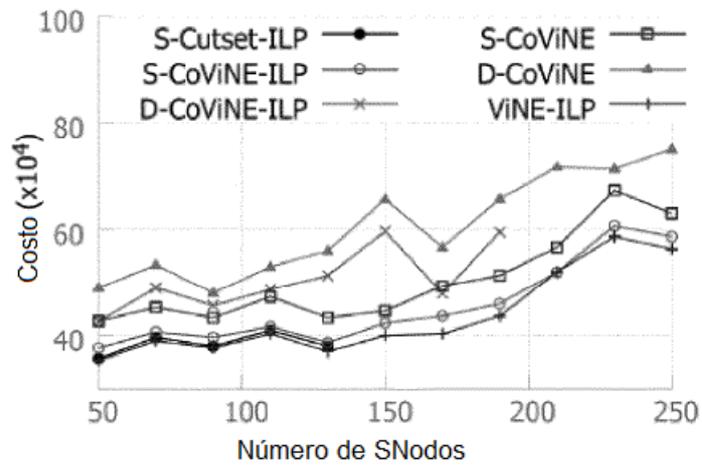


Figura 11

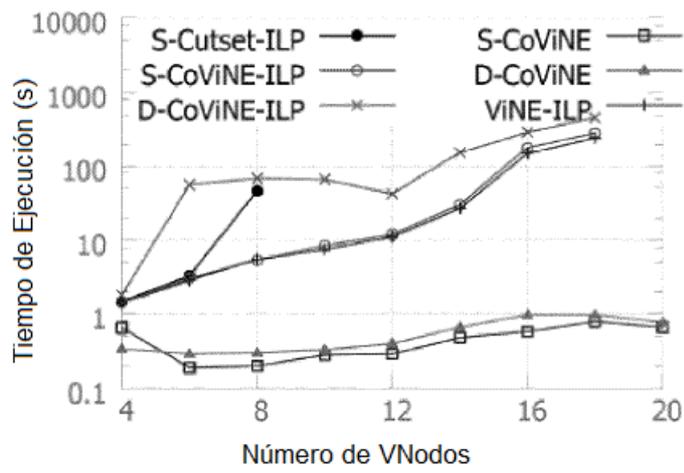


Figura 12

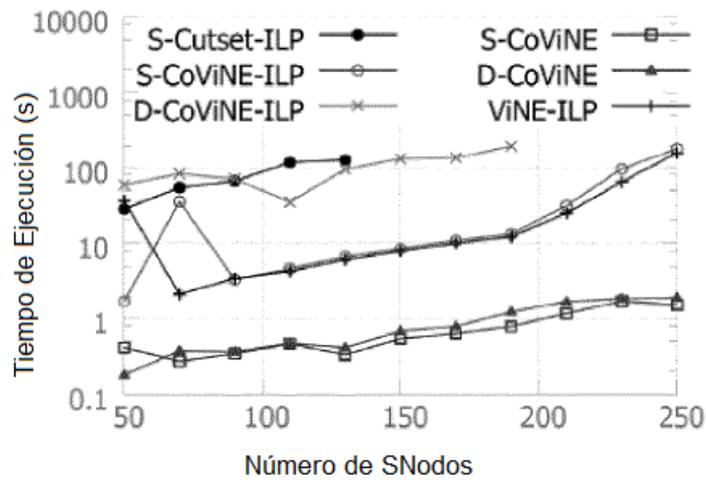


Figura 13

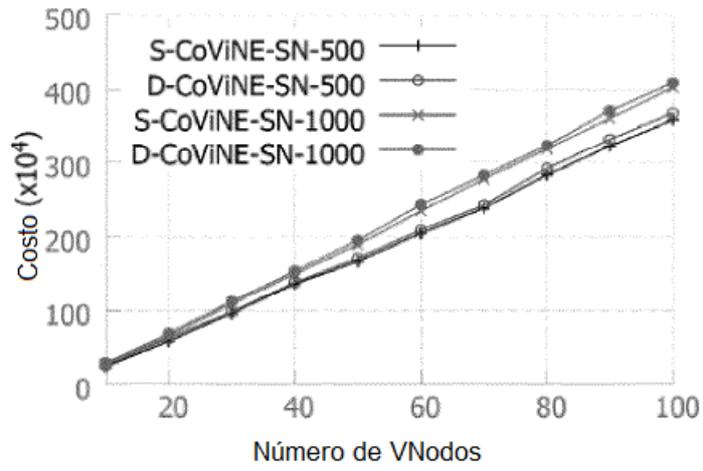


Figura 14

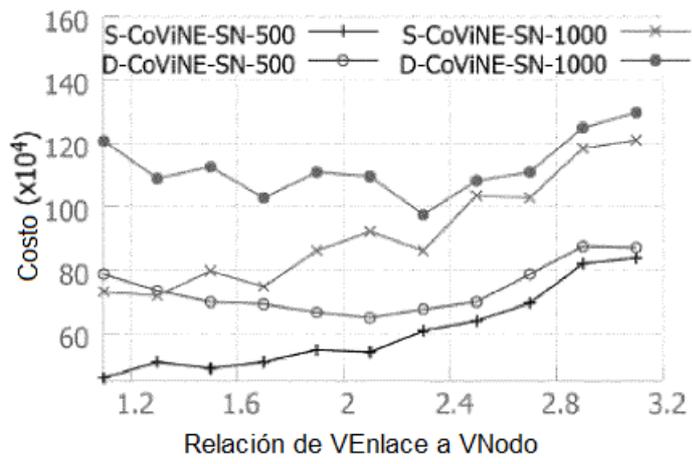


Figura 15

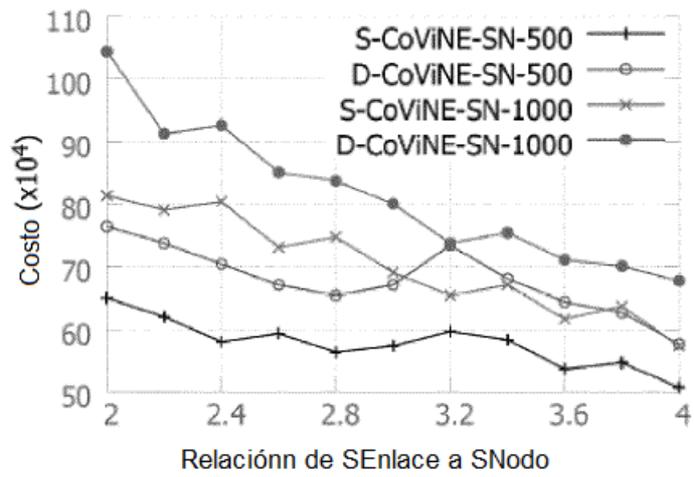


Figura 16

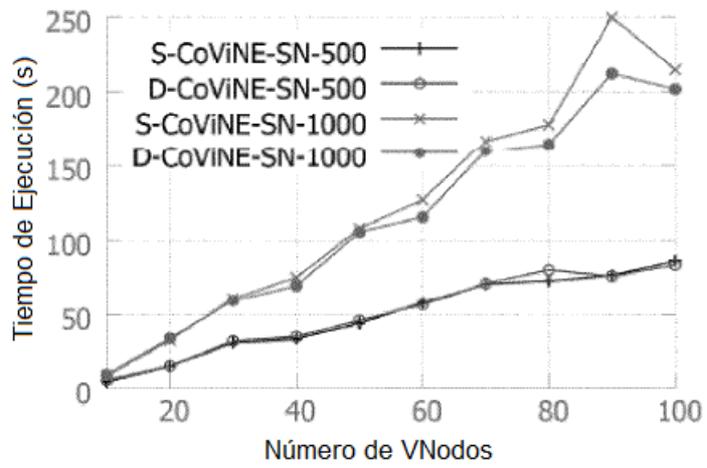


Figura 17

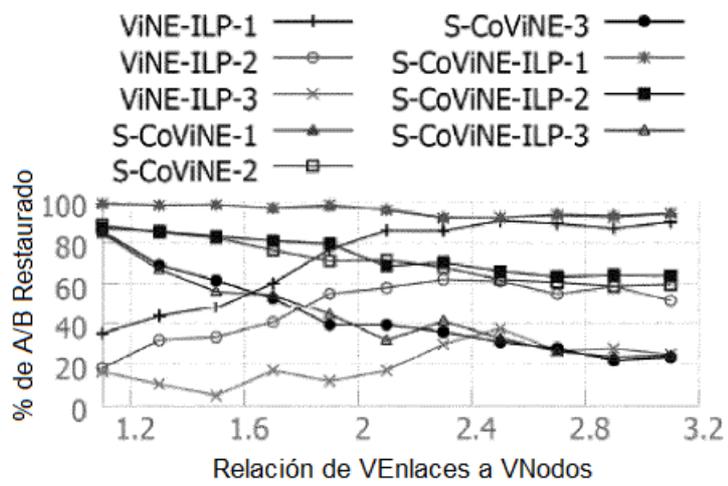


Figura 18

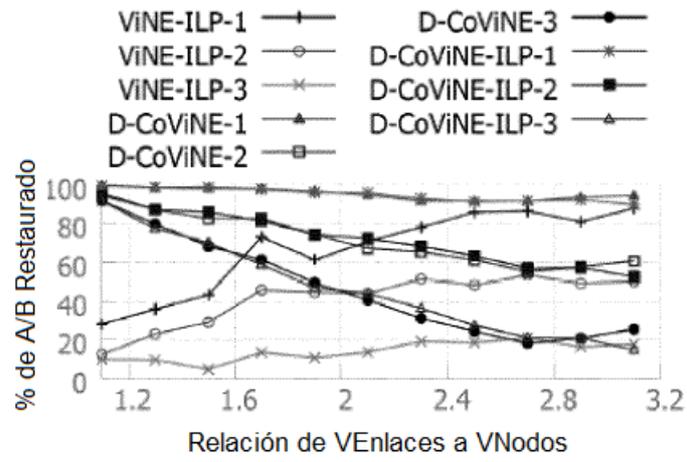


Figura 19

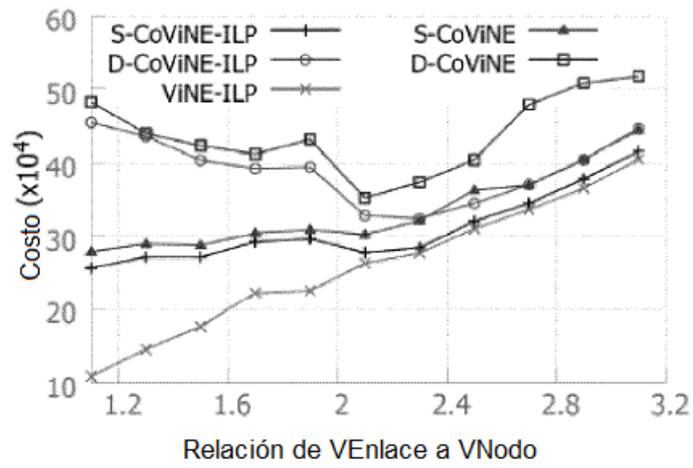


Figura 20

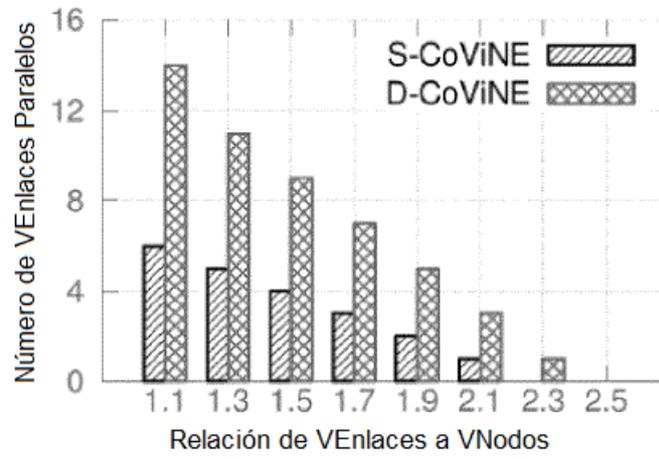


Figura 21