

Asignación de Recursos Radio en Redes Industriales Inalámbricas Multisalto

Sergio Montero, Javier Gozalvez, Miguel Sepulcre

UWICORE, Ubiquitous Wireless Communications Research Laboratory, www.uwicare.umh.es

Universidad Miguel Hernández de Elche (UMH)

Avda. de la Universidad, s/n, 03202, Elche (España)

smontero@umh.es, j.gozalvez@umh.es, msepulcre@umh.es

Resumen- El uso de redes inalámbricas industriales supondrá una mejora de la productividad, la flexibilidad y la eficiencia de las fábricas del futuro debido a su alto potencial para facilitar el despliegue de nuevas aplicaciones. Algunas de las aplicaciones permitirán la incorporación de nodos móviles para su monitorización y control, tales como vehículos autónomos, robots móviles, e incluso trabajadores. Los estrictos requisitos de las aplicaciones industriales, unidos a la posibilidad de desplegar dispositivos móviles, requieren el diseño de algoritmos de asignación de recursos que coordinen las transmisiones de los diferentes nodos de la red para transportar de forma fiable y eficiente la información entre origen y destino. En este contexto, este artículo presenta y evalúa un nuevo algoritmo de asignación de recursos radio que emplea enlaces compartidos entre los nodos que forman una misma ruta para mejorar el rendimiento de las comunicaciones extremo a extremo. Los resultados obtenidos demuestran el potencial del algoritmo propuesto frente a algoritmos existentes, tanto en redes con nodos estáticos como en redes que incluyan nodos móviles.

Palabras Clave- Redes inalámbricas industriales, redes multisalto, asignación de recursos radio, movilidad.

I. INTRODUCCIÓN

En los últimos años, las redes inalámbricas industriales, (IWNs, *Industrial Wireless Networks*) han atraído la atención tanto de la industria como de la comunidad científica debido a las importantes ventajas que ofrecen frente a las tradicionales redes cableadas. Las tecnologías inalámbricas reducen el tiempo de instalación y mantenimiento, lo que mejora la flexibilidad y la capacidad de reconfiguración de la fábrica, permitiendo la conectividad con subsistemas móviles, dispositivos móviles o robots, entre otros [1]. Gracias a las IWNs, se podrán desarrollar nuevas aplicaciones, como la monitorización continua del estado de procesos y equipos críticos, o un seguimiento en tiempo real de los trabajadores u objetos. Sin embargo, el despliegue de las IWNs en las fábricas supone un importante desafío debido a la propia naturaleza del medio inalámbrico, puesto que está sujeto a condiciones de propagación variables y adversas, y a interferencias. Como resultado, las IWNs se han de diseñar para que sean capaces de garantizar en un entorno tan hostil los requisitos de fiabilidad y de latencia de las aplicaciones industriales. Esto puede ser especialmente crítico cuando los requisitos de las aplicaciones son elevados, y cuando los nodos son móviles.

Para hacer frente a estos retos, se han desarrollado los estándares industriales inalámbricos WirelessHART [2], ISA100.11a [3] e IEEE 802.15.4e [4]. Estos estándares comparten buena parte de sus características principales y algunos de los mecanismos empleados [5]. Por ejemplo,

todos se basan en un sistema centralizado de gestión de red que incrementa la capacidad de garantizar los niveles de fiabilidad y latencia requeridos por las aplicaciones de misión crítica soportadas [1]. Estos estándares se basan en la capa física y la capa MAC del estándar IEEE 802.15.4 operando en la banda de frecuencia ISM de 2,4 GHz. Además añaden un esquema de acceso múltiple por división en el tiempo (TDMA, *Time Division Multiple Access*), combinado con un esquema de salto en frecuencia (FH, *Frequency Hopping*) para mejorar la capacidad y la robustez de las comunicaciones inalámbricas. Por tanto, cada enlace de comunicación se identifica por un intervalo de tiempo y un canal de frecuencia. Todos los intervalos de tiempo tienen la misma duración, siendo lo suficientemente grandes como para acomodar la transmisión de un mensaje de datos y un mensaje de confirmación de la entrega desde el receptor.

El gestor de la red se encarga, entre otras tareas, de la asignación de los enlaces de comunicación a los nodos de la red para evitar que dos nodos transmitan en un mismo enlace, es decir, en un mismo intervalo de tiempo y canal de frecuencia. La asignación de los enlaces ha de permitir una transmisión fiable entre el origen y el destino, por lo que podrá necesitarse el empleo de nodos intermedios como retransmisores cuando los nodos origen y destino se encuentren fuera de sus rangos de cobertura. Además, para mejorar la fiabilidad de las comunicaciones es necesario permitir que cada nodo dentro de la ruta entre origen y destino pueda retransmitir los mensajes en caso de fallo, para lo cual es necesario asignar intervalos de tiempo adicionales en cada salto. En los algoritmos basados en TDMA, a cada nodo se ha de asignar un número limitado de enlaces para la transmisión de cada mensaje, y no siempre serán utilizados en función de cuántas retransmisiones sean necesarias en cada ocasión. Por tanto, el problema fundamental es cómo asignar de manera eficiente los enlaces, incluyendo los designados para las retransmisiones, para maximizar la probabilidad de que la información sea entregada de forma correcta y a tiempo a su destino. Este problema es especialmente relevante para la asignación de tráfico de datos periódico, ya que puede consumir una parte importante del ancho de banda. Este sería del tipo de tráfico generado por los sensores desplegados en las fábricas, ya que deben de reportar periódicamente sus medidas en un plazo de tiempo limitado y muy estricto. Para tratar de solventar este problema, este trabajo propone y evalúa un nuevo algoritmo de asignación de enlaces para redes inalámbricas industriales basado en un testigo virtual. El algoritmo propuesto emplea

enlaces compartidos entre los nodos que forman una misma ruta para mejorar el rendimiento de las comunicaciones extremo a extremo. Gracias a ello, es capaz de alcanzar compromiso entre la minimización del retardo y la maximización de la fiabilidad en la entrega del mensaje. Su rendimiento y eficiencia se ha evaluado en diferentes escenarios (incluyendo escenarios con nodos fijos y móviles) y comparado con algoritmos existentes.

El resto del artículo se organiza como se detalla a continuación. El segundo apartado presenta los algoritmos de asignación de enlaces más relevantes propuestos en la literatura, así como los empleados generalmente en comunicaciones inalámbricas industriales. El tercer apartado presenta el algoritmo propuesto. El apartado IV presenta las métricas de rendimiento y eficiencia utilizadas y el apartado V presenta los escenarios de evaluación y los resultados obtenidos. Finalmente el apartado VI presenta las conclusiones del estudio realizado.

II. ESTADO DEL ARTE

La asignación de enlaces en redes de sensores inalámbricas con transmisiones a través de múltiples saltos ha sido ampliamente estudiada en la literatura. Sin embargo, el hecho de emplear mayoritariamente algoritmos distribuidos, como los propuestos en [7], [8] o [9], impiden que éstos puedan ser aplicados a las IWNs, pues las redes industriales requieren una centralización de la toma de las decisiones. Generalmente, los algoritmos distribuidos propuestos se han centrado en minimizar el retardo medio de los mensajes mediante la asignación de enlaces libres de interferencia tan frecuentemente como sea posible. Para ello, se emplea la información que cada nodo obtiene de sus vecinos, de forma que varios nodos pueden auto-asignarse el mismo enlace para la comunicación. Sin embargo, los estándares inalámbricos industriales no permiten la reutilización espacial de un enlace (mismo intervalo de tiempo y mismo canal de frecuencia) para más de una transmisión, evitando que surjan interferencias. Los algoritmos centralizados, como [10] y [11], han sido enfocados en determinar la ruta completa entre origen y destino. En este tipo de algoritmos, un nodo centralizado es el encargado de realizar todas las asignaciones necesarias al conocer la información de todos los nodos de la red. Los enlaces están dispuestos de forma que se evitan totalmente las colisiones entre transmisiones, incrementando en gran medida el porcentaje de mensajes correctamente entregados, si bien suponen un alto nivel de señalización cuando se reorganiza la asignación de enlaces.

Recientemente se han realizado diferentes propuestas para los estándares inalámbricos industriales que tienen en cuenta el uso de diferentes canales de frecuencia [12][13]. Los algoritmos propuestos para los estándares industriales pueden ser aplicados a cualquier red en la que sea necesario emplear más de un salto para entregar el mensaje al destino; como por ejemplo una comunicación entre dos nodos que están fuera del rango de cobertura del otro o una comunicación en la que sea mejor utilizar nodos intermedios para entregar del mensaje al destino [14]. Además, en el caso de que tanto de la transmisión inicial como su retransmisión no se hayan completado de forma correcta, es posible establecer una ruta alternativa a través de otros nodos intermedios. También es necesario que una vez que la asignación de enlaces sea

establecida no haya colisiones o sobre-escucha, si bien sí es posible que haya ciertas escuchas innecesarias en ciertos enlaces, esto es, escuchas por parte de ciertos nodos en enlaces en los que no se transmite ningún mensaje destinado a ellos. Estas escuchas innecesarias, que han de ser evitadas pues consumen recursos, son debidas principalmente a que los nodos encargados de transmitir en dicho enlace no lo hacen. Esto puede ser debido a que ya haya transmitido el mensaje y mantenga activo un enlace redundante, o a que todavía no lo haya recibido.

El rendimiento y la eficiencia del algoritmo propuesto se han comparado con dos de los algoritmos de asignación de recursos en IWNs más empleados. En el primer algoritmo considerado, los enlaces dedicados a la transmisión de cada nodo (inicial y retransmisiones) se asignan antes que los enlaces dedicados a la transmisión del siguiente nodo en la ruta. Este algoritmo será referenciado en el resto del artículo con el nombre de Salto a Salto (SaS). Para una ruta compuesta por tres saltos (cuatro nodos) como la de la Fig. 1, la Fig. 2 muestra el ejemplo de asignación de enlaces al emplear el algoritmo SaS. La distribución de enlaces está además particularizada para el caso en que se asignan dos enlaces por cada salto del mensaje en la ruta, es decir, hay un enlace redundante en cada salto que puede ser utilizado si falla la primera transmisión. La principal ventaja de este algoritmo de asignación de enlaces es que el mensaje llega al destino si el número de errores de transmisión en cada salto es menor que el número de enlaces reservados a cada salto. La principal desventaja de este algoritmo es que los mensajes recibidos correctamente en el primer enlace de cada salto han de esperar a que transcurra el tiempo asignado a los enlaces dedicados a retransmisiones, con el consiguiente incremento del retardo extremo a extremo del mensaje. Además, los enlaces dedicados a retransmisiones sólo pueden ser utilizados por los nodos a los que previamente se les han asignados. Este algoritmo es utilizado por WirelessHART, así como por [15].

El segundo algoritmo de asignación de enlaces escogido para la comparativa se basa en la asignación de un enlace a cada uno de los saltos en la ruta desde el origen hasta el destino. Al término de la asignación anterior, se asigna un nuevo enlace a cada salto de la ruta para retransmitir el mensaje si es necesario, repitiendo el proceso de acuerdo al número de enlaces redundantes que vayan a ser asignados. Este algoritmo será referenciado en el resto del artículo con el nombre de Camino a Camino (CaC). La Fig. 2 muestra el ejemplo de asignación de enlaces al emplear el algoritmo CaC para la ruta presentada en la Fig. 1 cuando se asignan dos enlaces por cada salto. La principal ventaja de este algoritmo de asignación de enlaces es el bajo retardo obtenido en la entrega del mensaje cuando no hay errores en la transmisión. Sin embargo, cuando una de las transmisiones falla y se requiera una retransmisión, algunos de los enlaces dedicados a retransmisiones de los siguientes nodos en la ruta no pueden ser empleados en el caso de ser necesarios; por ejemplo, si falla la comunicación $A \rightarrow B$ en t_1 , los enlaces $B \rightarrow C$ en t_2 y $C \rightarrow D$ en t_3 no podrán utilizarse puesto que están asignados antes de que A pueda realizar la retransmisión en t_4 . De esta manera, aunque este algoritmo puede reducir el retardo del mensaje hasta el destino, supone una menor utilización de los enlaces dedicados a

retransmisiones, lo que se traduce en una reducción de la probabilidad de entregar correctamente el mensaje al destino. Este algoritmo es usado en [13] para su aplicación en redes que requieren fiabilidad y retardo predecibles, como sucede en las aplicaciones de automatización industriales.

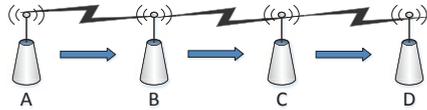


Fig. 1. Ruta compuesta por tres saltos que implica el uso de cuatro nodos para enviar un mensaje desde el nodo A al nodo D.

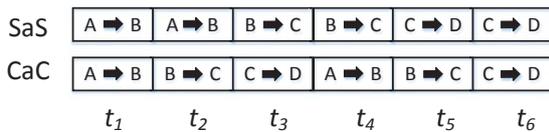


Fig. 2. Ejemplo de asignación de enlaces empleando el algoritmo Salto a Salto (SaS) y el algoritmo Camino a Camino (CaC) para la transmisión de un mensaje en la ruta mostrada en la Fig. 1.

III. ALGORITMO DE ASIGNACIÓN DE RECURSOS PROPUESTO

En este trabajo, se propone un algoritmo de asignación de enlaces que aumenta la flexibilidad en el uso de los enlaces asignados a las retransmisiones, alcanzando un compromiso entre la minimización del retardo y la maximización de la fiabilidad en la entrega del mensaje. El algoritmo propuesto no sólo resulta beneficioso para despliegues de nodos estáticos como veremos en el apartado de evaluación, sino que también resulta muy beneficioso en redes industriales con nodos inalámbricos fijos y móviles. Esto es debido a que el algoritmo de asignación de enlaces propuesto permite un uso flexible de los enlaces dedicados a las retransmisiones por parte de los nodos que forman una misma ruta.

El algoritmo propuesto en este artículo, ARCO (Asignación de Recursos basado en la Compartición secuencial de enlaces), se fundamenta en el empleo de enlaces compartidos y un testigo virtual. Mediante ARCO, cada nodo ha de estar primero en estado de recepción para intentar recibir el mensaje, manteniéndose en dicho estado en los siguientes enlaces hasta la correcta recepción del mensaje. Una vez recibido el mensaje, el nodo tendrá que transmitirlo hacia el siguiente nodo en el siguiente enlace asignado para ello. La estructura básica de este algoritmo necesita un enlace por cada salto y un enlace por cada retransmisión permitida. El primer nodo de la ruta tiene asignado el primer enlace así como los siguientes R enlaces, donde R simboliza el número de retransmisiones permitidas. El segundo nodo tiene asignado el segundo enlace así como los siguientes R enlaces, repitiendo este algoritmo para cada uno de los nodos hasta el último nodo de la ruta que transmite el mensaje. Cada nodo, excepto el primero en la cadena de transmisión, necesita recibir el mensaje desde el anterior nodo en la ruta antes de usar alguno de sus enlaces. Una vez que un nodo transmite correctamente el mensaje al siguiente nodo en la ruta no necesita realizar más funciones.

La Fig. 3 muestra la distribución temporal de la técnica ARCO para la ruta presentada en la Fig. 1 ($S=3$ saltos) cuando se consideran un total de 6 enlaces asignados para el conjunto, al igual que los 6 enlaces considerados para SaS y CaC en la Fig. 2. A pesar de que el total de enlaces reservados es el mismo, ARCO permite que un nodo pueda

utilizar hasta tres enlaces para retransmisiones ($R=3$). Algunos de los enlaces se comparten por varios nodos, pero solo uno de ellos podrá transmitir simultáneamente, puesto que para ello necesitará haber recibido correctamente el mensaje del nodo que le precede en la ruta. La principal característica de ARCO es que permite la entrega del mensaje entre origen y destino siempre que la suma del número de transmisiones erróneas entre todos los saltos sea igual o inferior al número total de enlaces compartidos para retransmisiones (R). Es importante recordar que con el algoritmo SaS, la entrega del mensaje al destino sólo se produce si el número de transmisiones erróneas en cada salto es inferior al número de enlaces dedicados para retransmisión en dicho salto. En el algoritmo CaC, la entrega del mensaje al destino sólo se produce si el número total de transmisiones erróneas es inferior al número de enlaces asignados a cada nodo en la ruta. Así, con ARCO, tener R enlaces compartidos para retransmisiones permite a cada nodo disponer de hasta $R+1$ intentos para transmitir el mensaje hasta al siguiente nodo en la ruta. Si un nodo necesita $R+1$ intentos, los otros han de transmitir correctamente el mensaje en el primer intento para que el mensaje alcance el destino.

Otra de las ventajas de ARCO es que permite que cada nodo pueda aprovechar los enlaces compartidos para retransmisiones sólo cuando los necesite, a la vez que asegura que sólo se produce una transmisión en cada instante de tiempo. Así, ARCO se basa en que cada enlace compartido sólo puede ser empleado por el nodo que tenga pendiente transmitir el mensaje hasta el siguiente nodo en la ruta, actuando el propio mensaje como un testigo virtual que identifica quien puede utilizar el actual enlace para la transmisión del mensaje.

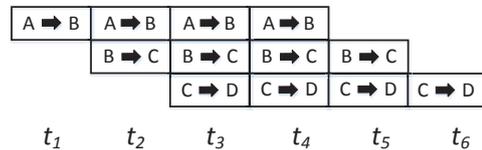


Fig. 3. Ejemplo de asignación de enlaces empleando el algoritmo ARCO para la transmisión de un mensaje a través de la ruta de la Fig. 1 particularizada para el caso de 3 enlaces compartidos para retransmisiones.

Para entender mejor su funcionamiento la Fig. 4 muestra un ejemplo empleando ARCO que se corresponde con el caso en el que hay una transmisión errónea en el primer salto y otra en el tercer salto (marcadas con una cruz). El resto de transmisiones son correctas y se han señalado con un círculo. Así, en este ejemplo la transmisión entre A y D alcanza con éxito el destino tras cinco enlaces (uno para cada uno de los 3 saltos y dos para las retransmisiones realizadas).

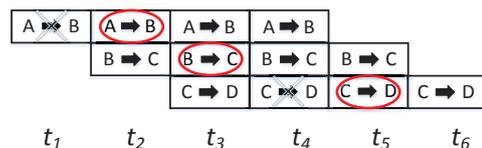


Fig. 4. Ejemplo de funcionamiento de ARCO cuando se produce una transmisión errónea en el primer y tercer salto al considerar $S=3$ y $R=3$.

IV. MÉTRICAS DE RENDIMIENTO

Las métricas de rendimiento utilizadas en este trabajo permiten evaluar la probabilidad de que el mensaje sea correctamente entregado al destino, el retardo con el que se

entrega y la eficiencia de los algoritmos en términos de enlaces utilizados, enlaces bloqueados, intentos de recepción innecesarios y consumo energético.

A. Fiabilidad

La fiabilidad de los diferentes algoritmos se ha evaluado mediante la métrica PDR_{E2E} (*End-to-end Packet Delivery Ratio*). Dicha métrica se calcula como el ratio de mensajes correctamente entregados al destino respecto al número total de mensajes generados. Considerando una PDR estacionaria para cada salto (PDR_i es la ratio de entrega de mensajes en el salto i), la PDR_{E2E} puede ser expresada mediante una expresión analítica para los diferentes algoritmos. En este sentido, la PDR_{E2E} puede ser estimada para SaS como:

$$PDR_{E2E} = \prod_{i=1}^S (1 - (1 - PDR_i)^{E_i}) \quad (1)$$

donde S es la cantidad de saltos del mensaje hasta el destino y E_i es el número de enlaces dedicados al nodo encargado de la transmisión en el salto i usando el algoritmo SaS.

La PDR_{E2E} también puede ser expresada para el algoritmo CaC, tal y como se muestra en la Ec. 2. En esta ecuación, la variable E representa el número de veces que un enlace es dedicado a la transmisión en cada salto. Así, $E=2$ indica que el proceso de asignar un enlace a cada uno de los saltos se realiza dos veces, mientras $E=3$ repite el proceso 3 veces. Esta ecuación podría extenderse fácilmente para valores de E mayores.

$$PDR_{E2E} = \begin{cases} \left(\prod_{i=1}^S PDR_i \right) \cdot \left(1 + \left(\sum_{i=1}^S (1 - PDR_i) \right) \right) & \text{si } E=2 \\ \left(\prod_{i=1}^S PDR_i \right) \cdot \left(1 + \left(\sum_{i=1}^S (1 - PDR_i) \right) + \left(\sum_{i=1}^S \sum_{j=1}^S (1 - PDR_i)(1 - PDR_j) \right) \right) & \text{si } E=3 \end{cases} \quad (2)$$

Finalmente, una expresión de la PDR_{E2E} puede obtenerse para ARCO. La correspondiente expresión, presentada en la Ec. 3, depende del número total de enlaces de retransmisión compartidos (R), así como del número de saltos necesarios del mensaje para alcanzar el destino (S).

$$PDR_{E2E} = \begin{cases} \left(\prod_{i=1}^S PDR_i \right) \cdot \left(1 + \left(\sum_{i=1}^S PDR_i \right) \right) & \text{si } R=1 \\ \left(\prod_{i=1}^S PDR_i \right) \cdot \left(1 + \left(\sum_{i=1}^S PDR_i \right) + \left(\sum_{i=1}^S \sum_{j=1}^S PDR_i \cdot PDR_j \right) \right) & \text{si } R=2 \\ \left(\prod_{i=1}^H PDR_i \right) \cdot \left(1 + \left(\sum_{i=1}^S PDR_i \right) + \left(\sum_{i=1}^S \sum_{j=1}^S PDR_i \cdot PDR_j \right) + \left(\sum_{i=1}^S \sum_{j=1}^S \sum_{k=j}^S PDR_i \cdot PDR_j \cdot PDR_k \right) \right) & \text{si } R=3 \end{cases} \quad (3)$$

B. Retardo extremo a extremo

En IWNs, el retardo con el que se entrega cada mensaje es de especial importancia para el correcto funcionamiento de las aplicaciones. En este contexto, el retardo medio extremo a extremo D_{E2E} (*End-to-end Delay*) es definido como el tiempo medio transcurrido desde que el mensaje es enviado por el nodo origen hasta que es entregado al nodo destino. En este estudio se considera que todos los enlaces dedicados a la transmisión del mensaje son asignados de manera consecutiva siguiendo el algoritmo correspondiente. Es importante resaltar que solo los mensajes que son correctamente entregados al destino son tenidos en cuenta para obtener el retardo medio. Esta consideración se ha realizado ya que generalmente los mensajes periódicos no son retransmitidos

en los recursos asignados al siguiente periodo, puesto que en este último periodo se enviará un nuevo mensaje con información del sensor actualizada.

C. Enlaces utilizados

La primera métrica definida para analizar la eficiencia de los diferentes algoritmos es el uso medio de todos los enlaces dedicados para la transmisión de cada mensaje hasta su destino. En función del algoritmo de asignación de enlaces y los errores que se produzcan en las transmisiones, muchos de los enlaces asignados pueden quedarse sin utilizar. Una buena asignación de enlaces explotará al máximo los enlaces asignados, obteniendo una alta utilización de los mismos. Esta métrica no tiene en cuenta si el mensaje ha sido o no correctamente entregado al destino ya que es una medida del uso general de los recursos dedicados a cada algoritmo. Así, un mayor porcentaje de enlaces utilizados supone que una mayor cantidad de entre los enlaces dedicados, son utilizados para intentar que el mensaje alcance el destino.

D. Enlaces bloqueados

Otra métrica definida para analizar la eficiencia es el número de enlaces bloqueados, esto es, el número de enlaces en los que un nodo ha de estar en transmisión o recepción por cada mensaje que se quiera transmitir entre origen y destino. Es importante destacar que los nodos asignados a un enlace no pueden ser asignados a la transmisión o recepción de otros mensajes en otros enlaces en el mismo instante de tiempo y en otro canal de frecuencia ya que no se permiten duplicidades de funciones radio en un mismo instante de tiempo empleando dos canales de frecuencia distintos.

E. Intentos de recepción innecesarios

La tercera métrica de rendimiento que analiza la eficiencia son los Intentos de Recepción Innecesarios o *IRI* de cada mensaje entregado al destino. Esta métrica evalúa la cantidad de veces que un nodo permanece en modo recepción en un enlace en el que no hay ningún mensaje destinado a él. Esto puede ser así porque dicho nodo no es el destino del mensaje, o bien porque no hay ningún nodo transmitiendo un mensaje en ese enlace. Esta métrica representa una medida de la ineficiencia de los algoritmos de asignación de enlaces en términos de energía consumida ineficientemente, pues el nodo podría haber permanecido en un estado de reposo en dicho enlace o podría haber sido asignado a otras funciones.

F. Consumo energético

Este estudio también ha considerado la evaluación del consumo medio de energía por cada mensaje entregado al destino, E_{PME} . Esta métrica es más justa que el consumo total de energía, puesto que tiene en cuenta que el número de transmisiones realizadas puede ser variable en función de los ratios de entrega de cada algoritmo de asignación. Por ejemplo, si simplemente midiéramos la energía total consumida, un algoritmo con un ratio de entrega reducido podría parecer tener un consumo muy bajo, puesto que los mensajes no llegan a ser transmitidos hasta el destino.

V. EVALUACIÓN DEL RENDIMIENTO

El rendimiento de los diferentes algoritmos de asignación de enlaces ha sido evaluado en tres escenarios diferentes, cada uno de ellos con características que los hacen

particularmente relevantes. Todos los escenarios consideran que los mensajes son enviados a su destino a través de dos nodos intermedios (tres saltos) y se representan en la Fig. 5. El escenario 1 considera tres saltos con la misma PDR , es decir, $PDR_{AB}=PDR_{BC}=PDR_{CD}$. Este escenario es empleado para analizar el rendimiento de los diferentes algoritmos de asignación de enlaces mediante un barrido de todos los posibles valores PDR [0-1], lo que permite obtener unas primeras estimaciones del rendimiento de los algoritmos.

Para simular unas condiciones de funcionamiento realistas, en los escenarios 2 y 3 se simulan nodos que implementan el transceptor XDM2510H [16], transceptor radio compatible con los estándares industriales como WirelessHART [2] en la banda de frecuencia de los 2.4 GHz. El transceptor, alimentado con 3.6V, tiene un consumo de 18mA y 6mA cuando está en modo de transmisión y recepción, respectivamente. El transmisor tiene un consumo de 8.5 μ A cuando la radio está desactivada, consumo de energía que es despreciado. La potencia de transmisión es de 8dBm con una sensibilidad de recepción de -90dBm. Para evaluar el consumo de energía se considera que los nodos transmiten mensajes de datos de 133 Bytes y cada mensaje es confirmado en cada salto con un mensaje de confirmación de 26 Bytes. Además, con el objetivo de simular unas condiciones de propagación realistas en los escenarios 2 y 3 se ha implementado en MATLAB el modelo de propagación radio propuesto en [17] para entornos industriales. Algunos de los principales parámetros de dicho modelo son: $d_0=15$ m (distancia de referencia), $PL(d_0)=71.84$ dBm (perdidas a la distancia de referencia), $n=2.16$ (exponente de pérdidas), $\sigma=8.13$ dBm (desviación estándar del desvanecimiento) y $G_t=G_r=0$ dB (ganancia de la antena de transmisión y recepción). Este estudio ha considerado que una transmisión es recibida correctamente por el destino si el nivel de RSSI en el receptor es superior a -90dBm, ya que no hay posibilidad de dos transmisiones en un mismo enlace.

El escenario 2, mostrado en la Fig. 5, se corresponde con un escenario en el que los cuatro nodos permanecen estáticos y separados una cierta distancia. Dos separaciones entre nodos d_{AB} , d_{BC} y d_{CD} , han sido analizadas en este escenario, 50m y 150m, cubriendo todas las posibles combinaciones (8 casos) mientras se mantiene fijo el número de saltos. El escenario 3, en cambio, representa un escenario en el que el nodo A se mueve dentro del rango de cobertura de B. El nodo A siempre utiliza a B para transmitir los mensajes hasta D mientras se desplaza. En este escenario, la máxima separación permitida entre A y B (d_{AB}) es de 150 metros. Sin embargo, y de forma similar al escenario 2, se han analizado dos diferentes distancias entre nodos d_{BC} y d_{CD} , (50m y 150m), cubriendo las 4 posibles combinaciones mientras se mantiene fijo el número de saltos.

Los diferentes algoritmos evaluados han empleado la asignación de enlaces presentada en la Fig. 2 y la Fig. 3. Todos los algoritmos evaluados han dedicado 6 enlaces para cada mensaje que se quiera transmitir entre origen y destino. Además, con el objetivo de ver el efecto de las retransmisiones, también se ha evaluado un algoritmo que no emplea retransmisiones de los mensajes. Este algoritmo, identificado como Nrtx, sólo necesita tres enlaces por cada mensaje que se quiera transmitir entre origen y destino. Se ha creído conveniente su inclusión en la comparativa realizada

al representar el algoritmo más básico de transmisión multi-salto. El rendimiento de los diferentes algoritmos de asignación de enlaces ha sido evaluado mediante extensas simulaciones siguiendo la configuración y los escenarios descritos en este apartado. A continuación se presentan los resultados de la evaluación realizada para cada uno de los tres escenarios considerados.

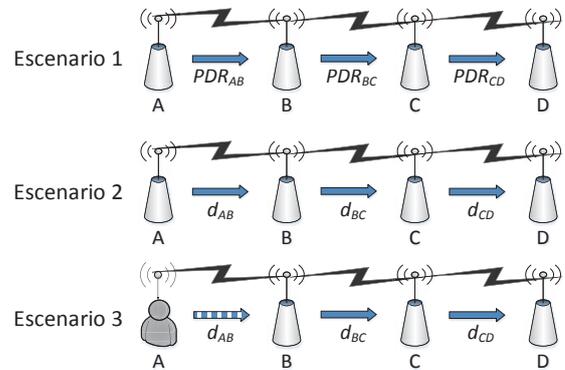


Fig. 5. Escenarios considerados para la evaluación de los diferentes algoritmos de asignación de enlaces.

A. Resultados - escenario 1

La Fig. 6a representa la probabilidad de que un mensaje sea correctamente entregado al nodo de destino (PDR_{EZE}) en el escenario 1, en el que la PDR de los 3 enlaces es la misma e igual a PDR_i . Los resultados obtenidos muestran que la PDR_{EZE} del algoritmo propuesto supera siempre a la de los otros algoritmos. El rendimiento del algoritmo propuesto es especialmente superior para valores de PDR_i intermedios [40-70%]. El rendimiento obtenido por el algoritmo de SaS es ligeramente superior al obtenido por el algoritmo CaC ya que para el escenario evaluado, el algoritmo SaS permite un error por cada salto mientras que el algoritmo CaC sólo permite un error en uno de los saltos. Con la evaluación de esta métrica se confirma que el empleo de enlaces compartidos con el objetivo de usar los recursos inalámbricos de una forma más eficiente logra una mayor probabilidad de entregar correctamente el mensaje al destino. En la Fig. 6b se muestra el retardo medio entre origen y destino de los mensajes (D_{EZE}) en función de la PDR_i , cuando los tres saltos tienen la misma PDR . En esta figura, el retardo se ha representado en número de enlaces. Es importante recordar, que en el cómputo de D_{EZE} sólo se tiene en cuenta los mensajes que se entregan correctamente al destino. Los resultados obtenidos muestran que el algoritmo ARCO propuesto obtiene el menor D_{EZE} de entre las diferentes técnicas que disponen de enlaces para retransmisiones. El D_{EZE} obtenido por el algoritmo sin retransmisiones (Nrtx) es igual a 3 enlaces ya que en este algoritmo todos los mensajes que son entregados al destino lo hacen en el tercer enlace. Sin embargo hay que tener en cuenta la baja PDR_{EZE} obtenida en la Fig. 6a por esta técnica, lo que se traduce en una baja cantidad de mensajes entregados con un retardo de tres enlaces para valores medios y bajos de PDR_i . Para valores altos de PDR_i , se puede apreciar que el D_{EZE} obtenido por los algoritmos ARCO y CaC se aproximan al retardo obtenido por la técnica que no emplea retransmisiones. En cambio, el algoritmo SaS supone un retardo mínimo de al menos cinco enlaces. Con la evaluación del retardo se confirma que el uso

de enlaces compartidos mediante testigo virtual logra reducir el retardo de la transmisión del mensaje hasta el destino.

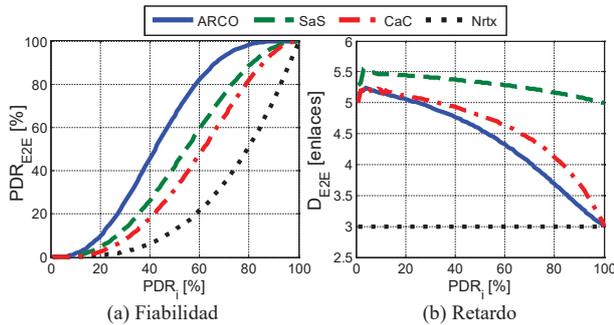


Fig. 6. Fiabilidad y Retardo en función de la PDR_i de todos los saltos para los diferentes algoritmos de asignación de enlaces cuando se evalúa el escenario 1 con seis enlaces dedicados y tres saltos con la misma PDR_i .

La eficiencia es también un aspecto relevante a analizar. La Fig. 7a muestra la utilización media de todos los enlaces al emplear cada algoritmo. Los resultados presentados muestran que ARCO realiza una mejor utilización de los enlaces asignados que SaS y CaC independientemente del valor de PDR_i considerado. Además, para valores bajos y medios de PDR_i , que se corresponden con situaciones en las que muy pocos mensajes alcanzan el segundo salto de la ruta, el rendimiento del algoritmo propuesto es muy alto. Esto indica que ARCO permite una alta utilización de los enlaces en los primeros saltos, con el consiguiente incremento de mensajes que alcanzan el destino. Sin embargo, para valores altos de PDR_i , la mayor utilización de los enlaces es obtenida por Nrtx. Esto es algo lógico, puesto que la técnica sin retransmisiones sólo dedica 3 enlaces y en valores altos de PDR_i el número medio de retransmisiones necesarias comienza a ser muy reducido. La Fig. 7b muestra que a pesar de los notables beneficios de ARCO, se produce un mayor número de Intentos de Recepción Innecesarios (IRI). Esto es así porque cada retransmisión del mensaje supone un retardo en la recepción del mensaje que actúa como testigo, incrementando el número de enlaces que un nodo está en recepción en un enlace en el que no tiene destinado un mensaje.

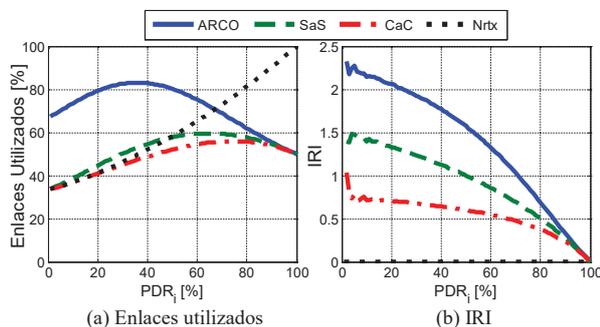


Fig. 7. Eficiencia en función de la PDR_i de todos los saltos para los diferentes algoritmos cuando se evalúa el escenario 1 con seis enlaces dedicados y tres saltos con la misma PDR_i .

La Tabla I presenta el número de enlaces que un nodo permanece bloqueado para estar en transmisión o recepción por cada mensaje que se quiera transmitir entre origen y destino. El algoritmo ARCO es el que presenta el mayor número de enlaces bloqueados. En los nodos origen y destino prácticamente se duplica el número de enlaces bloqueados con ARCO con respecto a las técnicas SaS y CaC. Sin

embargo, en los dispositivos de los saltos intermedios (B y C) sólo se incrementa en una unidad el número de enlaces bloqueados con ARCO respecto a SaS y CaC.

TABLA I
ENLACES BLOQUEADOS PARA TODOS LOS ESCENARIOS EVALUADOS

Nodo	ARCO	SaS	CaC	Nrtx
A	4	2	2	1
B	5	4	4	2
C	5	4	4	2
D	4	2	2	1

La Fig. 8 muestra la métrica E_{PMD} (energía por cada mensaje entregado al destino). Como puede observarse, los niveles obtenidos son muy similares para los diferentes algoritmos analizados, aunque es ligeramente inferior el obtenido con ARCO respecto a los otros algoritmos. Este mejor rendimiento por parte de ARCO es consecuencia de que la mayor probabilidad de que un mensaje sea correctamente entregado al nodo de destino compensa el incremento de energía ocasionado por el mayor número de intentos de recepción innecesarios de ARCO (Fig. 7b).

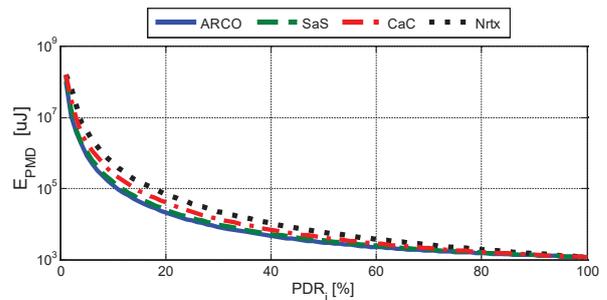


Fig. 8. Consumo de energía en función de la PDR_i de todos los saltos para los diferentes algoritmos cuando se evalúa el escenario 1 con seis enlaces dedicados y tres saltos con la misma PDR_i .

B. Resultados - escenario 2

Considerando condiciones de funcionamiento y de propagación realistas, en el escenario 2 se han evaluado 8 casos diferentes que corresponden a las 8 diferentes situaciones en las que los nodos de la ruta están separados 50 o 150 metros. Los diferentes casos se representan mediante $[d_{AB}, d_{BC}, d_{CD}]$, de forma que la primera distancia se corresponde a la separación entre A y B, la segunda distancia a la separación entre B y C y la tercera se corresponde a la separación entre C y D. Es importante resaltar que los resultados obtenidos muestran las mismas tendencias generales que las obtenidas en el escenario 1. Sin embargo, debido a que cada caso tiene un número distinto de saltos de buena o mala calidad, se va a hacer especial insistencia en las implicaciones que esto tiene en los diferentes resultados obtenidos. Los saltos de baja calidad se corresponden a saltos entre dispositivos separados 150 metros, mientras que los saltos de alta calidad se corresponden a saltos entre dispositivos separados 50 metros.

En primer lugar, la Tabla II presenta la PDR_{EZE} para los diferentes casos y algoritmos considerados. En este escenario, los resultados obtenidos muestran que en caso de que haya al menos un salto de 150 metros, el protocolo propuesto obtiene una PDR_{EZE} notablemente mayor que la de los algoritmos SaS y CaC. Además, los resultados obtenidos muestran que el valor de la PDR_{EZE} alcanzado por los

diferentes algoritmos depende de la cantidad de saltos de 150 metros, pero no así de la posición que éstos ocupan en la ruta.

TABLA II
PDR_{EZE} DEL ESCENARIO 2

$[d_{AB}, d_{BC}, d_{CD}]$	ARCO	SaS	CaC	Nrtx
[50, 50, 50]	99,9%	99,7%	99,3%	90,2%
[50, 50, 150]	99,2%	91,5%	90,2%	66,5%
[50, 150, 50]	99,2%	91,6%	90,1%	66,5%
[150, 50, 50]	99,2%	91,5%	90,1%	66,5%
[150, 150, 50]	97,2%	84,1%	78,9%	49,1%
[150, 50, 150]	97,2%	84,0%	78,9%	49,1%
[50, 150, 150]	97,2%	84,0%	78,9%	49,1%
[150, 150, 150]	93,9%	77,2%	67,4%	36,2%

La Tabla III presenta el retardo D_{EZE} para los diferentes casos y algoritmos considerados. En este escenario, los resultados obtenidos vuelven a mostrar que ARCO obtiene un retardo notablemente inferior a los otros algoritmos con retransmisiones. Los resultados obtenidos muestran que sólo para el algoritmo SaS, el D_{EZE} no depende de la cantidad de saltos de 150 metros y sí de su posición en la ruta, pues sólo varía si el último salto es de 50 o 150 metros. Así, en el algoritmo SaS, el retardo medio es de 5,03 enlaces y 5,22 para los casos con un último salto de 50 o 150 metros, respectivamente. En cambio, para el algoritmo ARCO, el retardo medio es menor a 4 enlaces y depende del número de saltos de 150 metros, siendo menor a menor cantidad de saltos de 150 metros haya.

TABLA III
 D_{EZE} [ENLACES] DEL ESCENARIO 2

$[d_{AB}, d_{BC}, d_{CD}]$	ARCO	SaS	CaC	Nrtx
[50, 50, 50]	3,10	5,03	3,28	3,00
[50, 50, 150]	3,44	5,22	3,79	3,00
[50, 150, 50]	3,44	5,03	3,79	3,00
[150, 50, 50]	3,44	5,03	3,79	3,00
[150, 150, 50]	3,74	5,03	4,14	3,00
[150, 50, 150]	3,74	5,22	4,13	3,00
[50, 150, 150]	3,74	5,22	4,14	3,00
[150, 150, 150]	3,99	5,22	4,39	3,00

La Tabla IV presenta la utilización media de todos los enlaces dedicados. Los resultados obtenidos muestran que ARCO vuelve a ser el que mayor utilización de los enlaces asignados realiza, de entre aquellos con retransmisores. Además, el incremento de enlaces utilizados es mayor en aquellos casos con mayor número de saltos de 150 metros, estando para el último caso muy cerca del rendimiento obtenido por Nrtx. La cantidad de enlaces bloqueados no cambia con respecto al escenario 1, por lo que vuelven a ser válidos los resultados de la Tabla I, puesto que no dependen de las condiciones de propagación.

TABLA IV
PORCENTAJE DE ENLACES UTILIZADOS DEL ESCENARIO 2

$[d_{AB}, d_{BC}, d_{CD}]$	ARCO	SaS	CaC	Nrtx
[50, 50, 50]	51,7%	51,6%	51,6%	96,7%
[50, 50, 150]	57,7%	55,9%	55,5%	96,7%
[50, 150, 50]	57,6%	54,5%	54,1%	88,5%
[150, 50, 50]	57,5%	53,1%	52,7%	80,0%
[150, 150, 50]	62,8%	55,7%	53,8%	74,0%
[150, 50, 150]	63,1%	56,9%	55,6%	80,1%
[50, 150, 150]	63,2%	58,3%	57,0%	88,5%
[150, 150, 150]	68,0%	59,2%	55,9%	74,0%

Por último, la Tabla V y la Tabla VI presentan el número de Intentos de Recepción Innecesarios (IRI) y la energía por cada mensaje entregado al destino (E_{PME}), respectivamente. En este escenario, en general el IRI es mayor para los casos en los que los saltos de 150 metros (aquellos con peor calidad) se sitúan en los primeros saltos de la ruta. En el caso particular del algoritmo propuesto es debido al hecho de que cada transmisión errónea implica un intento de recepción desperdiciado por cada salto que reste por realizar en la ruta. Sin embargo, de manera similar al escenario 1, cuando se compara la energía por cada mensaje entregado al destino (Tabla VI), los resultados obtenidos muestran un consumo energético muy similar entre los diferentes algoritmos. Sin embargo, y como era de esperar, los casos con mayor número de saltos de 150 metros son aquellos que obtienen un mayor consumo de energía por cada mensaje entregado al destino. Además, la reducción del consumo de energía conseguida por el mecanismo propuesto es mayor para aquellos casos con mayor número de baja calidad (saltos de 150 metros).

TABLA V
INTENTOS DE RECEPCIÓN INNECESARIOS DEL ESCENARIO 2

$[d_{AB}, d_{BC}, d_{CD}]$	ARCO	SaS	CaC	Nrtx
[50, 50, 50]	0,10	0,10	0,09	0
[50, 50, 150]	0,10	0,10	0,07	0
[50, 150, 50]	0,44	0,29	0,26	0
[150, 50, 50]	0,78	0,48	0,45	0
[150, 150, 50]	1,05	0,67	0,54	0
[150, 50, 150]	0,73	0,48	0,38	0
[50, 150, 150]	0,42	0,29	0,22	0
[150, 150, 150]	0,99	0,67	0,46	0

TABLA VI
ENERGÍA POR CADA MENSAJE ENTREGADO [μ J] DEL ESCENARIO 2

$[d_{AB}, d_{BC}, d_{CD}]$	ARCO	SaS	CaC	Nrtx
[50, 50, 50]	1225	1226	1229	1268
[50, 50, 150]	1377	1444	1457	1721
[50, 150, 50]	1388	1422	1434	1590
[150, 50, 50]	1400	1401	1413	1455
[150, 150, 50]	1572	1613	1661	1843
[150, 50, 150]	1566	1634	1700	1972
[50, 150, 150]	1554	1658	1725	2154
[150, 150, 150]	1758	1865	2021	2497

C. Resultados - escenario 3

El escenario 3 considera condiciones de funcionamiento y de propagación realistas y además incluye un nodo móvil. En concreto, el escenario 3 representa la situación en la que el nodo A se mueve dentro del rango de cobertura de B (separación de hasta 150 metros) para 4 casos en los que la distancia entre B y C y entre C y D puede ser de 50 o 150 metros. El movimiento del nodo móvil se realiza siguiendo el modelo *random waypoint*, mediante el cual el nodo de forma periódica selecciona aleatoriamente una posición y se dirige hacia ella a 1 m/s. Los diferentes casos se representan mediante $[d_{BC}, d_{CD}]$, de forma que la primera distancia se corresponde a la separación entre B y C y la segunda distancia se corresponde a la separación entre C y D. Los resultados obtenidos y presentados en la Fig. 9 muestran tendencias similares a los resultados obtenidos para los dos escenarios anteriores. Las barras en las diferentes figuras representan los valores promedio, mientras que las líneas verticales representan el intervalo entre los percentiles 5 y 95% de las diferentes métricas evaluadas. Sin embargo, los

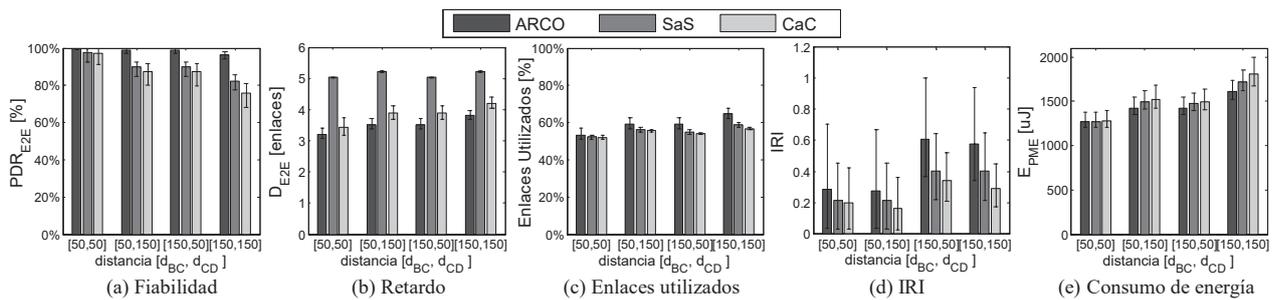


Fig. 9. Resultados obtenidos para los diferentes casos del escenario 3 a evaluar los distintos algoritmos. Las barras de la figura representan el valor medio mientras que las líneas verticales representan el intervalo entre el percentil 5% y 95%.

resultados de este escenario confirman la significativa mejora de rendimiento con el algoritmo propuesto al evaluar un escenario en el que el mensaje es originado por un dispositivo móvil. Así, en este escenario 3, el algoritmo propuesto obtiene la mayor PDR_{EZE} (Fig. 9a), el menor retardo (Fig. 9b), el mayor porcentaje de enlaces utilizados (Fig. 9c) y el menor consumo de energía por cada mensaje entregado al destino (Fig. 9e) incluso para los casos en los que los saltos entre los dispositivos estáticos son de sólo 50 metros. Además, saltos con mayor separación entre los nodos estáticos implica mayor incremento de rendimiento en el algoritmo ARCO, excepto de nuevo por el IRI (Fig. 9d).

VI. CONCLUSIONES

Este artículo ha propuesto y evaluado un nuevo algoritmo de asignación de enlaces para redes inalámbricas industriales con múltiples saltos. El algoritmo propuesto emplea enlaces compartidos entre nodos de una misma ruta con el objetivo de usar los recursos radio de una forma más eficiente gracias a una selección inteligente de los nodos que deben transmitir en cada instante de tiempo. El estudio presentado incluye el modelo analítico de la PDR_{EZE} de los diferentes algoritmos evaluados, modelo que puede ser empleado para obtener de manera sencilla una estimación de la PDR_{EZE} obtenida al emplear cada algoritmo. Los diferentes algoritmos de asignación de enlaces han sido evaluados mediante simulación teniendo en cuenta condiciones realistas de funcionamiento, incluyendo despliegues con nodos móviles y estáticos. Los resultados obtenidos han mostrado que el algoritmo propuesto mejora significativamente la fiabilidad y el retardo de las comunicaciones extremo a extremo. El incremento de rendimiento se logra a costa de un emplear un mayor número de enlaces bloqueados por cada nodo y de intentos de recepción innecesarios. Sin embargo, el algoritmo propuesto consume una menor energía por cada mensaje entregado al destino. Los resultados obtenidos demuestran también que el algoritmo propuesto se adapta especialmente a los despliegues con dispositivos móviles. Esto es debido a la selección dinámica de los nodos que deben transmitir en cada enlace, lo que permite aprovechar los enlaces extra asignados para realizar las retransmisiones en aquellos saltos en que sean necesarios.

AGRADECIMIENTOS

Este trabajo ha sido financiado por el Ministerio de Economía y Competitividad y los fondos FEDER (TEC2014-57146-R), y la Generalitat Valenciana (ACIF/2013/060).

REFERENCIAS

- [1] A. Kim, et al., "When HART goes wireless: Understanding and implementing the WirelessHART standard," *Proc. 13th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA 2008)*, Germany, Sep. 2008.
- [2] IEC 62591 Ed. 1.0: Industrial communication networks -Wireless communication network and communication profiles-WirelessHART™, IEC, 2010.
- [3] Wireless Systems for Industrial Automation: Process Control and Related Applications, ISA-100.11a-2009 Standard, 2009.
- [4] IEEE 802.15 WPAN™ Task Group 4e (TG4e). In <http://www.ieee802.org/15/pub/TG4e.html>.
- [5] S. Petersen et al., "WirelessHART Versus ISA100.11a: The Format War Hits the Factory Floor," *IEEE Industrial Electronics Magazine*, vol. 5, no. 4, pp. 23-34, Dec. 2011.
- [6] S. Nelson et al., "Spatial TDMA: A collision-free multihop channel access protocol," *IEEE Trans. Commun.*, vol. 33, pp. 934-944, 1985.
- [7] P. Zand, et al., "A Distributed Scheduling Algorithm for Real-time (D-SAR) Industrial Wireless Sensor and Actuator Networks," *Proc. 17th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation (ETFA'12)*, Poland, Sept. 2012.
- [8] A. Saifullah, et al., "Distributed Channel Allocation Protocols for Wireless Sensor Networks," *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, vol.25, no.9, pp.2264,2274, Sept. 2014.
- [9] X. Zhang, et al., "CC-TDMA: Coloring- and Coding-based multi-channel TDMA scheduling for wireless ad hoc networks," *Proc. IEEE Wireless Commun. and Networking Conf. (WCNC 2007)*, China, Mar. 2007, pp. 133-137.
- [10] Y. Li, et al., "Optimal link scheduling for delay-constrained periodic traffic over unreliable wireless links," *Proc. 33th IEEE Conf. Comput. Commun. (INFOCOM'14)*, Canada, April 2014, pp. 1465-1473.
- [11] S. Zhang, et al., "A highly reliable link scheduling strategy for WirelessHART networks," *Proc. 2013 IEEE International Conf on Advanced Techn. for Commun. (ATC)*, Vietnam, Oct 2013, pp. 39-43.
- [12] P. Suriyachai, et al., "Implementation of a MAC protocol for QoS support in wireless sensor networks," *Proc. IEEE International Conference on Pervasive Computing and Communications (PerCom)*, USA, March 2009.
- [13] S. Girs, et al., "The effects of relay behavior and position in wireless industrial networks", *Proc. IEEE Int. Workshop Factory Commun. Syst.*, France, May 2012, pp. 183-190.
- [14] K. Dang, et al., "A Graph Route-Based Superframe Scheduling Scheme in WirelessHART Mesh Networks for High Robustness," *Wireless Personal Communications*, vol. 71, pp. 2431-2444, 2013.
- [15] XDM2510H, 2.4 GHz IEEE 802.15.4 WirelessHART compliant radio module, RF Monolithics, Mar. 2011.
- [16] E. Tanghe, et al., "The industrial indoor channel: large-scale and temporal fading at 900, 2400, and 5200 MHz," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 7, no. 7, pp. 2740-2751, Jul. 2008.