

Control de Acceso al Medio basado en Entropía para S-ALOHA en Redes Inalámbricas Ad-Hoc

Sergio Jesús González Ambriz*, Mario Eduardo Rivero Angeles, Rolando Menchaca Méndez, Ricardo Menchaca Méndez

Centro de Investigación en Computación, Instituto Politécnico Nacional, Ciudad de México, México

Resumen

En este artículo presentamos un nuevo enfoque de acceso al medio de capa cruzada que utiliza información topológica de la red para seleccionar la probabilidad de transmisión de cada nodo. En el esquema propuesto, la probabilidad de acceder al canal es asignada en función tanto de la entropía topológica de la red, como de la probabilidad individual de cada nodo de ser elegido por el algoritmo de enrutamiento como retransmisor en un flujo de datos de extremo-a-extremo. La entropía topológica de la red mide la capacidad de dicha red para distribuir el tráfico entre los nodos que la componen. Valores de entropía baja indican que el tráfico tenderá a concentrarse en regiones particulares de la red y que por lo tanto la probabilidad de que los nodos localizados en dichas regiones experimenten contención, es alta. En este caso, la probabilidad de acceso al medio de los nodos que se encuentran en esas regiones deberá ser seleccionada de forma tal que se reduzca la probabilidad de que experimenten contención. Experimentos de simulación muestran que el esquema propuesto logra ganancias de desempeño en términos del caudal, la tasa de colisiones y el retardo extremo-a-extremo.

Palabras Clave:

Tecnología inalámbrica y dispositivos móviles, control de acceso, comunicaciones y redes de comunicaciones, arquitecturas de control distribuido y descentralizado, control basado en eventos

Entropy-Based Channel Access Control for S-ALOHA in Wireless Ad-Hoc Networks

Abstract

In this paper we present a novel cross-layer medium access control scheme that uses information about the network topology in order to select the adequate transmission probability at the individual nodes. In the proposed Entropy-based Medium Access Control protocol (EbMAC), the probability of accessing the channel of each node is a function of the topological network entropy and their individual probability of being selected as relay in an end-to-end path computed by the routing algorithm. The topological network entropy measures the ability of the network to distribute the data traffic among the nodes. High values of network entropy indicate that the data traffic will tend to concentrate around particular regions of the network and hence, that these regions are more likely to experience contention. In this case, the channel access probability has to be selected in such a way as to reduce the packet collision probability in such hot spots. Simulation-based experiments show that the proposed scheme attains performance gains in terms of throughput, collisions ratio and end-to-end delay.

Keywords:

Wireless technology and mobile devices, access control, communications and communication networks, distributed and decentralized control architectures, event-based control

*Autor Aara correspondencia: Agonzaleza0500@alumno.ipn.mx

1. Introducción

Las redes inalámbricas descentralizadas han demostrado ser una solución efectiva en una amplia variedad de escenarios donde el instalar una infraestructura de comunicaciones fija no es una solución viable debido a que implicaría altos costos económicos (Ojha, 2015), (Mare, 2015), (Pierce, 2008), a que el entorno es altamente dinámico (Islam, 2018), (Huang, 2017), (Al-Turjam, 2018), (Rodrigues, 2018) o a que se requiere establecer una plataforma de comunicaciones en un tiempo reducido (Durisic, 2018) (Kulakowski, 2013). Un ejemplo concreto son las aplicaciones de redes de sensores donde nodos con capacidades de comunicación inalámbrica son desplegados en zonas geográficas extensas con el propósito de monitorizar variables físicas o de detectar eventos de interés (Aboelaze, 2005), (Fauzi, 2012), (Rashid, 2016). De manera similar, con el advenimiento del paradigma del Internet de las Cosas (IoT, “*Internet of Things*”), las redes inalámbricas ad hoc jugarán un papel fundamental en la solución de los nuevos desafíos planteados por la cantidad de tráfico generado por un número creciente de dispositivos, así como por los requerimientos de las aplicaciones IoT que incluyen uso eficiente del ancho de banda, bajo retardo en la transmisión de paquetes y bajo consumo de energía (Miorandi, 2012), (Reina, 2013), (Y.We, 2014), (R.Abdmeziem, 2014).

A pesar de la efectividad de las redes inalámbricas ad hoc, aún existen una serie de desafíos técnicos impuestos por la naturaleza de este tipo de redes que deben ser abordados con el fin de aprovechar todo su potencial. En particular, a diferencia de su contraparte alamburada, en las redes inalámbricas los nodos pueden interferirse entre sí, aún cuando no se encuentren dentro de su radio de transmisión. Más aún, en estas redes los diferentes algoritmos y protocolos usualmente experimentan una interacción fuerte entre ellos, incluso si no se ejecutan en la misma capa del modelo de red. Por lo tanto, las soluciones que asumen que los protocolos se encuentran aislados de los efectos de las capas adyacentes, no son óptimas (M.Chiang, 2007). En este sentido, se ha hecho evidente que los diseños basados en capas son demasiado restrictivos para permitir el máximo aprovechamiento de los escasos recursos disponibles para los nodos de una red inalámbrica, por lo que en un número importante de trabajos se ha propuesto implementar diseños de capa cruzada (*cross-layer*) (García-Luna-Aceves, 2012), (Melodia, 2006), (Sajid, 2016).

Los protocolos de capa cruzada se caracterizan por integrar servicios o información que típicamente se encuentran distribuidos en diferentes capas de la pila de protocolos, con el propósito de lograr una mejor coordinación de las diferentes funciones del sistema de comunicaciones y así mejorar el rendimiento general de la red. Es común en estos enfoques que un único algoritmo o protocolo implemente funciones que tradicionalmente se asignan a protocolos que se ejecutan en diferentes capas de la pila de protocolos. La filosofía principal de los diseños de capa cruzada es optimizar conjuntamente parámetros o funciones de red que aunque no son independientes entre sí, son administradas en diferentes capas de la pila de protocolos tradicionales.

En este artículo presentamos un nuevo protocolo de acceso al medio de capa cruzada que utiliza información topológica de la red para ajustar la probabilidad con que los nodos acce-

den al medio inalámbrico. Dicha información topológica es recolectada durante el proceso de cómputo de rutas cortas y es condensada en una métrica a la que hemos llamado Entropía Topológica de Red (TNE por sus siglas en inglés, “*Topological Network Entropy*”). Esta métrica cuantifica la cantidad de información disponible acerca de la forma en que el tráfico será distribuido entre los nodos de la red.

Cuando el valor de la entropía topológica de red es alta, implica que la información acerca de qué nodos participarán en un nuevo flujo de datos es baja, y por lo tanto que todos los nodos tienen una probabilidad similar de formar parte de caminos extremo-a-extremo. Así, en una red con entropía topológica de red alta, los flujos de datos tenderán a distribuirse homogéneamente por lo que será poco probable que aparezcan regiones focalizadas con contención alta (*contention hot-spots*) y por consiguiente los nodos podrán usar una probabilidad de transmisión relativamente alta para acceder al medio inalámbrico con el propósito de aprovechar el ancho de banda disponible al reducir el tiempo ocioso en el medio. Por otro lado, cuando la entropía topológica de red es baja, significa que la información acerca de qué nodos participarán en un nuevo flujo de datos es alta, y que por lo tanto existe un subconjunto de los nodos de la red que probablemente participarán en un número elevado de caminos extremo-a-extremo. En este caso, y debido a que es probable que el tráfico se concentre alrededor de estos nodos, se debe usar una probabilidad de transmisión baja para evitar que se formen regiones de contención alta. En este sentido, el resto de los nodos tendrán una probabilidad menor de participar como re-transmisores en los flujos de datos y por lo tanto pueden usar una probabilidad de transmisión mayor para aprovechar el ancho de banda disponible.

Es importante subrayar que en la práctica, aún en el contexto de las redes móviles ad-hoc (MANETs por sus siglas en inglés, *Mobile Ad-Hoc Networks*), donde la topología puede ser altamente dinámica, los protocolos de estado de los enlaces (*Link-State*) como el protocolo *Optimized Link-State Routing* (OLSR) (Jacquet, 2001), (Clausen, 2003) adquieren continuamente información topológica que puede ser utilizada para calcular la Entropía Topológica de Red (TNE).

Las principales contribuciones de este trabajo son: a) una nueva métrica basada en la topología de la red que cuantifica la cantidad de información acerca de qué nodos participarán en un nuevo camino extremo-a-extremo. Esta métrica puede ser usada para determinar si es probable que existan regiones de la red que sean susceptibles de experimentar contención en el medio inalámbrico. b) Un algoritmo para calcular la entropía topológica de red, a partir de la cual se puede seleccionar una probabilidad individual de acceso al medio que reduce la probabilidad de que aparezcan regiones de contención elevada, y que al mismo tiempo maximiza el caudal (*throughput*) y reduce el retardo. c) Un análisis del desempeño del esquema propuesto en términos del caudal, la tasa de colisiones y el retardo extremo-a-extremo.

Las secciones restantes están organizadas como sigue. En la Sección 2 presentamos un análisis de un subconjunto de los trabajos relacionados más representativos. El propósito principal de este análisis es destacar el hecho de que hay una gran variedad de trabajos previos en los que se utiliza un enfoque centralizado o que no consideran la topología de la red para seleccionar la probabilidad de transmisión de los nodos individuales.

La Sección 3 presenta la definición de la Entropía Topológica de Red (NTE), así como los detalles del protocolo de acceso al medio EbMAC (*Entropy-Based Medium Access Control*) que utiliza la NTE para determinar la probabilidad con que los nodos intentarán acceder al medio. En la Sección 4 se discuten una serie de aspectos que son relevantes para la implementación práctica de la presente propuesta. Los resultados de simulación que caracterizan el desempeño del algoritmo propuesto se presentan en la Sección 5 y finalmente, la Sección 6 contiene las conclusiones derivadas de esta investigación, así como una breve descripción de trabajos futuros.

2. Trabajo relacionado

A la fecha se han propuesto un número importante de esquemas adaptativos para determinar la probabilidad con que nodos acceden al medio inalámbrico. Por ejemplo, en (Naor, 2012) se presenta un protocolo de acceso múltiple al medio para redes inalámbricas que garantiza una utilización elevada del canal. La propuesta utiliza una estrategia sencilla que determina la probabilidad de transmisión a partir de las condiciones de la carga de tráfico. Si un nodo experimenta baja carga de tráfico, la probabilidad de acceder al canal es alta, mientras que si experimenta una alta carga de tráfico, la probabilidad de acceso es baja. A diferencia de nuestra propuesta, donde los nodos calculan su probabilidad de transmisión de manera individual, en este enfoque una estación central asigna la probabilidad de acceso a cada nodo.

En (Bermolen, 2016) se presenta una metodología para calcular la probabilidad de transmisión que optimice el desempeño de redes inalámbricas de acceso múltiple con monitoreo de señal portadora (CSMA por sus siglas en inglés, *Carrier Sense Multiple Access*). La metodología modela la interferencia entre usuarios por medio de grafos aleatorios. Otro enfoque basado en la selección de probabilidades de transmisión para nodos en redes inalámbricas se presenta en (Guzmán-Medina, 2016).

El artículo se enfoca en redes de sensores (WSN por sus siglas en inglés, *Wireless Sensor Networks*) y presenta dos estrategias de transmisión basadas en la energía residual de los nodos. El objetivo de estos esquemas es incrementar el tiempo de vida del sistema completo. La solución asigna una probabilidad de transmisión alta para nodos con baja energía durante la etapa de formación de grupos (*clusters*) de tal modo que estos nodos con poca energía puedan completar esta etapa más rápido. En (Yedavalli, 2008), los autores presentan una mejora para el estándar IEEE 802.15.4 (IEEE802.15.4, 2003). Utilizan un algoritmo distribuido donde la probabilidad de transmisión es asignada a cada nodo tal que se maximice el caudal (*throughput*) y se minimice el consumo de energía. La asignación de la probabilidad de transmisión a cada nodo cambia con base en un conjunto de tres valores definidos según las condiciones de la red. Este protocolo se define sólo para topologías tipo estrella. En (Y.Cheng, 2007), los autores presentan un esquema basado en una probabilidad de transmisión adaptativa para el estándar MAC IEEE 802.11e (IEEE802.11e, 2005) el cual adapta la probabilidad en una manera distribuida según la tasa de colisiones (*Collision Ratio*) percibida por cada nodo.

Otros esquemas de acceso al medio estiman una probabilidad de transmisión fija para los nodos de la red. En (Y.Cheng, 2017), se estudia la tasa de transmisiones exitosas en redes móviles ad-hoc (MANETs) bajo la consideración de que los nodos de la red transmiten con una probabilidad fija basada en factores de propagación. En (R.Vaze, 2013), se presenta un esquema que optimiza la probabilidad de transmisión para redes basadas en el protocolo ALOHA (N.Abranson, 1970). La probabilidad se estima en función de la energía recolectada del entorno (e.g. térmica, eólica, etc). Y, en (J.Gao, 2007), se propone un modelo analítico basado en el protocolo ALOHA ranurado que calcula la probabilidad de transmisión exitosa para redes ad-hoc con radios cognitivos (CRAHNS, por sus siglas en inglés). El análisis integra dos tipos de usuarios: primarios y secundarios, los cuales accesan al medio con una probabilidad de transmisión delimitada en función de su tipo. A diferencia de este tipo de esquemas, EbMAC realiza una asignación dinámica de la probabilidad de transmisión en función de la información recolectada por la distribución del tráfico en la red, lo que permite explotar las características particulares de cada nodo.

En (J.W.Lee, 2007), (A.H.M.Rad, 2009) se proponen protocolos distribuidos que asignan una probabilidad de transmisión que maximiza una función de utilidad de la red cuando se utiliza el protocolo ALOHA. Debido a su simplicidad, los protocolos tipo ALOHA se han utilizado en redes móviles (F.Baccelli, 2006). Sin embargo, ninguno de estos trabajos previos consideran la manera en cómo el tráfico es transportado en la red y asumen implícitamente condiciones poco realistas donde la carga de tráfico es homogéneamente distribuida entre todos los nodos.

Por otro lado, también existe un número importante de trabajos donde se han propuesto diseños de capa cruzada que optimizan conjuntamente funciones que tradicionalmente se localizan en diferentes capas de la pila de protocolos OSI. Lo anterior, con el fin de mejorar el rendimiento general de la red (Conti, 2004). En este sentido, en (Sarfraz, 2015) los autores presentan un diseño de capa cruzada que involucra la capa física (PHY, *Physical*) y MAC (*Medium Access Control*). Dicho diseño mejora el uso de la potencia de transmisión (TP) mediante un esquema de control de potencia que funciona promediando los valores de la fuerza de la señal recibida (RSS por sus siglas en inglés, "*Received Signal Strength*") para encontrar rutas efectivas entre una fuente y un destino.

Otro ejemplo es el trabajo de Cheng et-al (M.Cheng, 2013) que presenta dos esquemas de capa cruzada para reducir el retardo extremo a extremo. En el primer esquema, el algoritmo de encaminamiento calcula y recopila información para el establecimiento de enlaces entre nodos. En el segundo esquema el cálculo de rutas y la planeación de enlaces se resuelve mediante un modelo de optimización conjunta. Los resultados muestran que los esquemas de encaminamiento y planeación propuestos superan a sus contra-partes donde las capas de encaminamiento y de control de los enlaces funcionan independientemente una de la otra. En (Fu, 2014) se presenta un estudio sobre varios enfoques de capa cruzada para redes inalámbricas. Es importante señalar que ninguna de las propuestas descritas ahí consideran mecanismos para el equilibrio de la carga de tráfico en toda la red.

3. Control de acceso al medio basado en entropía topológica de red

3.1. Modelo del sistema

Usamos un grafo simple $G = (V, E)$ para modelar la topología de una red inalámbrica que está compuesta por un conjunto V de entidades de red (o nodos), y por un conjunto de enlaces inalámbricos $E \subseteq V \times V$. Dos nodos $u, v \in V$ pueden conectarse por un enlace $(u, v) \in E$, si $dist(l(u), l(v)) \leq r$, donde r es el radio de transmisión de los nodos, $l : V \rightarrow \mathbb{R}^2$ es una función que asigna una posición en el plano (x, y) a cada nodo $u \in V$, y $dist$ es la distancia Euclidiana entre dos puntos. Denotaremos por $N(u)$ al conjunto de los uno-vecinos del nodo u , es decir $N(u) = \{v : (u, v) \in E\}$.

Asumimos que los nodos son homogéneos, que utilizan el protocolo S-ALOHA (Roberts, 1975) y que están equipados con una única antena omnidireccional.

3.2. Entropía topológica de red

La entropía topológica de red está basada en la probabilidad que tienen los nodos de participar como retransmisores en un camino-corto que conecte a dos nodos en la red. Más específicamente, en la probabilidad $Pr(u \in P)$ de que un nodo u sea parte de un camino $P = au_1 \dots u_i u_{i+1} \dots b$ que une a dos nodos arbitrarios $a, b \in V$, tal que para cualquier par de nodos adyacentes $u_i u_{i+1} \in P$, tenemos que $(u_i u_{i+1}) \in E$ y la longitud de P es mínima.

Como se muestra en la Ecuación 1, para calcular $Pr(u \in P)$ se utiliza la función $f : V \rightarrow \mathbb{N}$ que cuenta cuántos de los $n(n-1)$ caminos cortos entre pares de nodos pasan por el nodo u . Note que el destino de un camino corto no tiene que retransmitir los paquetes pertenecientes a ese flujo y por lo tanto no debe ser contabilizado en la función $f(u)$. Note también que, debido a la naturaleza de las redes inalámbricas, el camino corto que va desde un nodo a hasta otro nodo b , no es necesariamente igual al camino corto que inicia en el nodo b y termina en el nodo a .

$$Pr(u \in P) = \frac{f(u)}{n(n-1)} \quad (1)$$

Como hemos mencionado, la información topológica necesaria para el cálculo de la TNE puede ser obtenida a partir de las tablas que mantienen los protocolos de encaminamiento de estado de los enlaces (*Link-State*), así como del algoritmo que utilizan para calcular rutas cortas (e.g., Dijkstra (Dijkstra, 1959)). Con esta información, es posible calcular $f(u)$ para un nodo $u \in G$ usando $\Theta(|V|^2 \times (|E| + |V|) \log |V|)$ operaciones. Lo anterior se debe a que calcular el camino corto entre un par arbitrario de nodos requiere $\Theta(|E| + |V|) \log |V|$ operaciones (para el algoritmo de Dijkstra) y, a que existen un total de $\Theta(|V|^2)$ pares distintos de nodos. El Algoritmo 1 muestra el procedimiento para calcular $f(u)$, el cual, toma como entrada el grafo G , obtiene los caminos cortos usando el algoritmo de Dijkstra, contabiliza la participación del nodo u en tales caminos y al final, devuelve el valor de $f(u)$.

Posteriormente, y como se muestra en la Ecuación 2, la *Entropía Topológica de Red* de $G = (V, E)$, denotada por $H_R(G)$, se obtiene a partir de los valores normalizados $Pr_{norm}(u \in P)$ de las probabilidades $Pr(u \in P)$. Como hemos mencionado, el

valor de la entropía topológica de red puede ser visto como una medida de la cantidad de información acerca de la forma en que los flujos de datos son distribuidos en la red por el algoritmo de cálculo de rutas cortas. Más específicamente, cuando la entropía de red es alta, significa que no se cuenta con información previa acerca de qué nodos participarán como retransmisores en los flujos de datos, y por lo tanto, que dichos flujos tenderán a estar distribuidos homogéneamente entre los nodos de la red. Por otro lado, cuando la entropía es baja, significa que sí se posee información acerca de qué nodos participarán como retransmisores en los flujos de datos y que por lo tanto el algoritmo de encaminamiento tenderá a concentrar los flujos en dichos nodos.

Algorithm 1

Entrada Un grafo $G = (V, E)$, un nodo $u \in V$.

Salida El valor de $f(u)$.

```

1:  $f(u) = 0$ 
2:  $flujos = \{(a, b) \mid a \neq b \ \& \ a, b \in V\}$ 
3: for all  $(a, b) \in flujos$  do
4:    $P = au_1 \dots u_i u_{i+1} \dots b \leftarrow Dijkstra(G, a, b)$ 
5:   if  $u \in P \setminus \{b\}$  then
6:      $f(u) \leftarrow f(u) + 1$ 
7:   end if
8: end for
9: retornar  $f(u)$ ;
```

$$H_R(G) = - \sum_{u \in V} Pr_{norm}(u \in P) \log_2 Pr_{norm}(u \in P) \quad (2)$$

La complejidad espacial impuesta por el esquema propuesto es de $O(|V|)$ debido a que el espacio de almacenamiento en memoria requerido es únicamente el necesario para almacenar tanto las $Pr(u \in P)$ de cada nodo, como sus correspondientes probabilidades normalizadas. Lo anterior se debe a que en un esquema de capa cruzada, el Algoritmo 1 puede compartir la matriz de adyacencia utilizada por el algoritmo de encaminamiento.

3.3. Protocolo de acceso al medio basado en S-ALOHA

En el protocolo de acceso al medio propuesto, el tiempo está dividido en ranuras de longitud fija T , y un nodo $i \in V$ con datos por enviar, accede al canal al inicio de cada ranura con una probabilidad τ_i que se calcula a partir de la probabilidad individual del nodo de participar como retransmisor y de la entropía de la red.

Más específicamente, los nodos con datos por enviar acceden al canal con una probabilidad τ_i que calculan utilizando la Ecuación 3 donde γ es un parámetro de ajuste que puede ser usado por el administrador de la red para optimizar el desempeño del sistema, por ejemplo, para adecuar la probabilidad de acceso en función de la intensidad de tráfico. En la Sección 5 se muestran una serie de resultados experimentales que caracterizan el desempeño de la red en función de γ , ante diferentes condiciones de operación. Estos resultados pueden servir como una guía práctica para determinar el valor adecuado de γ .

$$\tau_i = \gamma e^{-H_R(G) \gamma Pr_{norm}(i \in P)} \quad (3)$$

Como puede verse en la definición de la Ecuación 3, los nodos con mayor probabilidad de pertenecer a un nuevo camino extremo-a-extremo intentarán acceder al medio con una probabilidad relativamente baja debido a que serán utilizados como retransmisores con alta probabilidad, y por lo tanto, es probable que experimenten contención en el canal. Por otro lado, los nodos con probabilidad baja de participar como retransmisores utilizarán una probabilidad de acceso relativamente alta para no sub-utilizar el ancho de banda. El factor $H_R(G)$ introducido en la Ecuación 3 tiene como propósito que los nodos tiendan a usar una probabilidad de acceso similar en el caso de que la entropía topológica de red sea alta, pero en caso de que la entropía sea baja, que la probabilidad de acceso de los nodos con mayor contribución a la entropía sea notablemente más pequeña que aquellos nodos con menor contribución.

4. Consideraciones prácticas

Como se mencionó previamente, el esquema propuesto asume que la información topológica necesaria para calcular la entropía topológica de red (TNE) es recolectada por medio de un protocolo de encaminamiento de estado de los enlaces como OLSR o alguna de sus múltiples variantes. En los casos en los que esta suposición es verdadera, el esquema propuesto no requiere de tramas de control adicionales y por lo tanto no induce sobrecarga de control extra.

En este mismo contexto, en situaciones donde la topología de la red es dinámica, debido por ejemplo a la movilidad de los nodos, el protocolo de enrutamiento de estado de los enlaces también se encarga de diseminar los cambios topológicos a lo largo de la red. A partir de estas actualizaciones de información topológica, el esquema propuesto puede actualizar los valores tanto de la entropía topológica de red $H_R(G)$ como de la probabilidad de acceso al medio τ_i . En este caso, sin embargo, un aspecto importante que debe ser considerado es que calcular continuamente $H_R(G)$ y τ_i puede tener un costo energético elevado. Lo anterior puede limitar la aplicabilidad práctica del esquema propuesto en situaciones donde los nodos tengan capacidades limitadas como puede ser el caso de las redes sensores o conforme el número de nodos en la red crece. Por lo anterior, un problema abierto consiste en desarrollar algoritmos mucho más eficientes para calcular tanto la TNE como la probabilidad de acceso.

Con respecto a la implementación de la interacción entre las capas de enrutamiento y acceso al medio, una alternativa consiste en brindar acceso compartido a la estructura de datos donde el algoritmo de encaminamiento almacena la topología de red. De esta forma, el código que implementa el protocolo de acceso al medio puede acceder a la información necesaria para calcular tanto $H_R(G)$ como τ_i . Adicionalmente, la capa de acceso al medio puede exportar un interfaz para que el código de la capa de red le notifique la recepción de actualizaciones de información topológica. Lo anterior, para que la capa de acceso al medio pueda a su vez actualizar los valores de $H_R(G)$ y τ_i .

5. Análisis experimental de desempeño

En esta sección presentamos los resultados de una serie de experimentos basados en simulaciones que caracterizan el

desempeño del protocolo propuesto en términos de las siguientes métricas.

- Tasa de colisiones. Cociente entre el número total de colisiones ocurridas en la red y el número total de intentos de transmisión.
- Caudal (*throughput*). Promedio del número de transmisiones exitosas concurrentes por ranura de tiempo.
- Retardo extremo-a-extremo. Promedio del tiempo que toma transportar un paquete desde el origen hasta el destino.

Con el propósito de realizar un análisis comparativo, también se incluyen los resultados del desempeño de un protocolo de acceso al medio donde todos los nodos utilizan la misma probabilidad fija, así como un protocolo donde cada nodo i accede al canal con probabilidad $\gamma/\text{grado}(i)$, donde $\text{grado}(i)$ denota el grado del nodo i . El propósito de incluir esquemas de probabilidades fijas es tener una referencia a partir de la cual evaluar las ganancias en el desempeño obtenidas al utilizar el esquema propuesto. En nuestras simulaciones, un paquete se considera como recibido correctamente, si ninguno de los uno-vecinos del receptor transmitió en la misma ranura de tiempo. Para estos experimentos no se consideran efectos de la capa física como atenuación, desvanecimiento (*fading*) o ensombrecimiento (*shadowing*). Para el caso del retardo extremo-a-extremo, los pares de nodos origen y destino son elegidos de manera uniforme al azar.

Para todos los experimentos consideramos una red inalámbrica compuesta por $N = 100$ nodos posicionados aleatoriamente siguiendo un proceso PPP (*Poisson Point Process*) en una región cuadrada normalizada con parámetro $\lambda = 100$. El rango de transmisión r de los nodos es definido como el 20 % de la longitud de la región. De esta forma, dos nodos $u, v \in V$ pueden compartir una arista en E , sólo si su distancia Euclidiana es menor o igual a r . Con el fin de incorporar mayor variabilidad en las topologías de red consideradas en los experimentos, se introduce la probabilidad $p \in [0.7, 1]$ de que exista una arista entre dos nodos que se encuentran dentro de su rango de transmisión. Esta probabilidad de enlace sirve para modelar situaciones en las que dos nodos no se pueden comunicar directamente aún cuando se encuentran dentro de su rango de transmisión, por ejemplo, debido a interferencia u obstáculos. El rango de los valores de la probabilidad de enlace se eligió para evitar que la red se desconecte.

Los resultados mostrados son el promedio de 10 topologías generadas aleatoriamente para cada valor de p . El parámetro γ es variado en el rango de $[0.1, 1]$ a fin de estudiar su efecto en el desempeño del algoritmo propuesto y del algoritmo basado en el grado de los nodos.

A continuación se muestran los resultados de los experimentos organizados en tres grupos. En el primero, las colas de transmisión de los nodos se encuentran en saturación, es decir, todos los nodos tienen siempre un paquete listo para ser enviado. El objetivo de este primer grupo de experimentos es evaluar el desempeño de la red ante condiciones de muy alto tráfico como puede ser en escenarios del Internet de las Cosas (IoT). En el segundo grupo de experimentos, la red transporta

un número variable de flujos de datos entre pares de nodos que son elegidos de manera aleatoria. El propósito de estos experimentos es evaluar el desempeño de la red cuando es utilizada para soportar comunicaciones punto a punto. En el tercer grupo de experimentos los nodos transmiten periódicamente mensajes a sus vecinos para modelar la transmisión de paquetes de control de un protocolo de estado de los enlaces. Adicionalmente, la red transporta un número variable de flujos de datos entre pares de nodos. Este tercer grupo de experimentos tiene como propósito caracterizar el desempeño de la red ante un escenario más realista que incluye la transmisión simultánea de paquetes de control y datos.

5.1. Colas de datos en condiciones de saturación

En estos experimentos, las simulaciones consisten de un millón de intentos de transmisión por parte de los nodos que componen la red.

En la Figura 1 se observa la tasa de colisiones experimentada por los nodos al utilizar los diferentes esquemas de asignación de probabilidad de acceso al canal. Para la estrategia EbMAC, cuando γ o p crecen, el número de colisiones se mantiene bajo en comparación con las estrategias de transmisión fija. Lo anterior muestra que el uso de la entropía de red es efectiva para evitar la aparición de regiones altamente congestionadas. Por ejemplo, los esquemas fijos, con $\tau = 0.4$ experimentan una tasa de colisiones de 0.125 y de 0.029 con $\tau = 0.1$. Por su parte, el mecanismo EbMAC mantiene un valor de 0.024. Para el algoritmo de grado de nodos hay un aumento del número de colisiones si γ aumenta, lo cual es esperado debido a que la probabilidad de transmisión es alta. En este caso, si γ es cercana a 0, se tiene un valor mínimo de 0.008 y para valores de γ cercanos a 1 se tiene un valor máximo de 0.051. Lo anterior muestra que el esquema basado en el grado es altamente sensible al valor de γ .

ción de probabilidades de acceso. En este caso, tanto las estrategias fijas, de grado de los nodos y EbMAC son afectados por la probabilidad de enlace. Esto se debe a que, mientras mayor sea la probabilidad de enlace, mayor es el tamaño promedio del uno-vecindario de los nodos, y por lo tanto, el número de contendientes para acceder al canal. Como puede observarse en la figura, en estos experimentos el mecanismo EbMAC supera a los esquemas de probabilidad fija en la mayoría de los valores de γ . Por ejemplo, para una $\gamma = 0.3$, EbMAC alcanza un caudal de aproximadamente 4.8 transmisiones concurrentes por ranura de tiempo (ppr) cuando $p = 0.7$, mientras que para los esquemas de transmisión fija se alcanza a lo más un caudal de 4.05 paquetes por ranura de tiempo (ppr). En relación con la estrategia basada en el grado de nodos, se alcanza un valor máximo de 5 ppr para $\gamma = 0.8$ y $p = 0.7$. Esta última estrategia supera en ciertos valores de γ a EbMAC; sin embargo, vale la pena resaltar la insensibilidad de la estrategia EbMAC ante la variabilidad de los parámetros γ y p . Lo anterior se refleja en el hecho de que la red que utiliza EbMAC experimenta un valor mínimo de 3 ppr cuando γ es 0.1, mientras que para la estrategia basada en el grado de los nodos, hay una disminución considerable cuando γ decrece, teniendo un valor mínimo de 1.60 ppr cuando γ es 0.1. Estos resultados muestran que al utilizar la entropía topológica es posible hacer un uso más adecuado de los recursos de red. La razón fundamental de este hecho es que el esquema EbMAC considera la cantidad esperada de tráfico en un nodo dado, en base al número de enlaces que utilizan dicho nodo como retransmisor, en comparación con el resto de los nodos. Nótese que la red es capaz de alcanzar los valores reportados gracias a la reutilización espacial del ancho de banda. Es decir, a que el mismo ancho de banda puede ser utilizado por diferentes pares de nodos, siempre y cuando se encuentren lo suficientemente lejanos unos de otros.

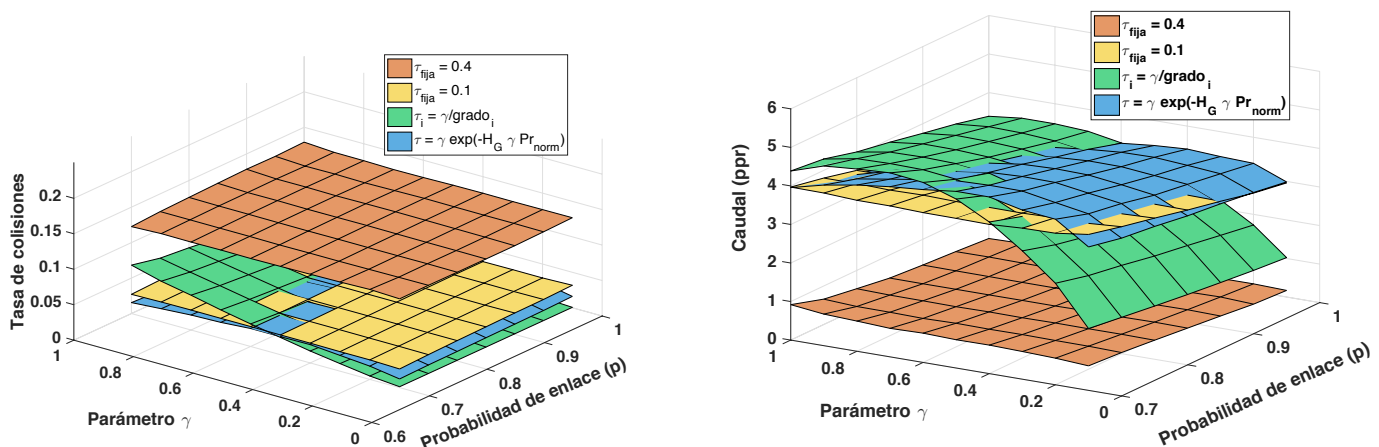


Figura 1: Tasa de colisiones en condiciones de saturación.

Figura 2: Caudal en condiciones de saturación.

En la Figura 2 mostramos el caudal¹ obtenido en la red cuando los nodos utilizan los diferentes esquemas de asigna-

Finalmente, en la Figura 3 presentamos el retardo extremo-a-extremo experimentado por los flujos en la red. Para esta métrica, tanto γ como p afectan directamente el retardo en la

¹Medido en términos del número promedio de paquetes concurrentes transmitidos exitosamente por ranura de tiempo (ppr).

entrega de los paquetes. El mecanismo EbMAC logra tener valores por debajo de los esquemas competidores en ciertos valores de γ y p . Por ejemplo, tiene un valor mínimo de aproximadamente 1,8 segundos para $p = 0.7$ y $\gamma = 0.1$, mientras que el esquema fijo de $\tau = 0.1$ alcanza un valor mínimo de 2.1 segundos en las mismas condiciones de p . La estrategia basada en el grado de los nodos alcanza un valor mínimo de 1.9 segundos para $\gamma = 1$ y $p = 0.7$, lo cual es similar al obtenido por EbMAC. Por otra parte, para el caso de EbMAC se observa un aumento en el retardo cuando γ y p aumentan, lo cual se debe al aumento de intentos de transmisiones por ranura de tiempo. En el caso del esquema de grado de nodos, el retardo experimenta un aumento considerable para valores bajos de γ sin importar los valores de p . Lo anterior se debe a que los nodos son demasiado conservadores para acceder al canal, lo que tiende a retardar a los paquetes en las colas de transmisión.

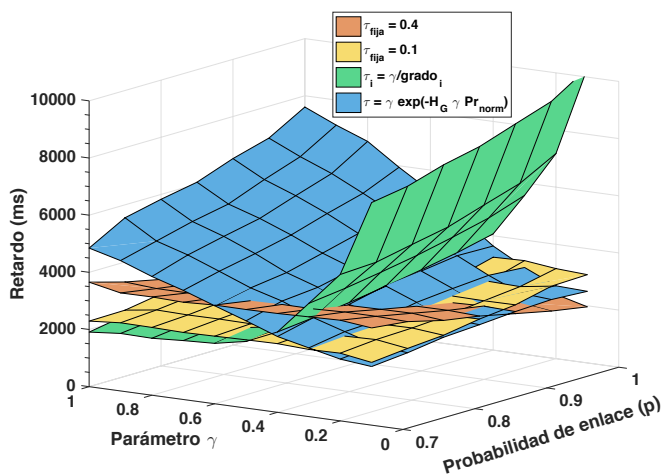


Figura 3: Retardo extremo-a-extremo en condiciones de saturación.

5.2. Comunicación punto a punto

Los resultados de estos experimentos se presentan en dos secciones. En la primera, se evalúa el desempeño de la red conforme el número de flujos de datos concurrentes aumenta. En la segunda, se reporta la contención experimentada por cada uno de los nodos que componen a la red. El propósito de este segundo conjunto de experimentos es mostrar cómo la estrategia EbMAC es capaz de evitar que se produzca contención en los nodos conflictivos al reducir la tasa de colisiones que ellos experimentan.

5.2.1. Desempeño de la red

Los resultados de la Figuras 4-6 muestran el desempeño experimentado por la red cuando el 10 % y el 50 % del total del número de flujos ($|V| \times (|V| - 1)$) posibles está activo de manera concurrente. Como se había mencionado, los pares origen y destino de cada uno de los flujos son seleccionados al azar de manera uniforme. Al igual que en la sección anterior, las simulaciones consisten de un millón de intentos de transmisión por parte de los nodos de la red. Los resultados mostrados son el promedio de 10 topologías generadas aleatoriamente para cada valor de p .

La Figura 4 muestra la tasa de colisiones experimentada por los nodos que componen la red al utilizar los diferentes esquemas de selección de la probabilidad de acceso al canal. Para la estrategia EbMAC, el número de colisiones mantiene un valor aceptable, tanto para una carga de tráfico baja (Figura 4(a)), como para una carga de tráfico media (Figura 4(b)). Para los dos escenarios en consideración, EbMAC obtiene un valor promedio de 0.021 y 0.024 respectivamente. Lo anterior muestra que la forma en que EbMAC asigna probabilidades de acceso a los nodos es robusta a cambios en la carga de tráfico. Como era de esperarse, esto contrasta con las estrategias de probabilidad fija cuyos valores mínimos obtenidos para $\tau = 0.4$ son de 0.123 (10 % de flujos) y 0.125 (50 % de flujos); mientras que para $\tau = 0.1$ son de 0.026 (10 % de flujos) y 0.028 (50 % de flujos). Por otra parte, el algoritmo de grado de nodos presenta un aumento de la tasa de colisiones si γ aumenta. Por ejemplo cuando $\gamma = 1$, la red experimenta valores de 0.065 con 10 % de flujos y de 0.067 cuando hay 50 % de los flujos posibles. Por el contrario, si γ es cercana a 0, se tiene un valor mínimo global de 0.001 (10 % de flujos). Esto es consistente con los resultados de los experimentos anteriores y confirman que el esquema basado en el grado de los nodos es altamente dependiente del valor de γ .

Los resultados para el caudal de la red son mostrados en la Figura 5. Para esta métrica, las estrategias fijas, de grado de nodos y EbMAC son afectados por la probabilidad de enlace de manera similar al experimento donde las colas de transmisión de los nodos se encuentran en saturación. Nuevamente, el mecanismo EbMAC alcanza mejores valores de caudal en comparación con los esquemas fijos en la mayoría de los valores de γ . Por ejemplo, para una $\gamma = 0.5$, EbMAC alcanza un caudal de aproximadamente 4.93 ppr cuando $p = 0.7$ para el 10 % de flujos y, un caudal máximo de 4.73 ppr en $\gamma = 0.4$ para el escenario del 50 % de flujos.

Para los esquemas de transmisión fija, cuando $\tau = 0.4$ se alcanza un valor máximo de caudal de 0.72 ppr cuando el 10 % de los flujos está activo, y de 0.83 ppr con el 50 % de los flujos distintos posibles. Para $\tau = 0.1$ el caudal alcanza un valor máximo de 4.12 ppr para el 10 % de los flujos y de 4.15 ppr para el 50 % de los flujos. Por su parte, para la estrategia de grado de nodos se obtiene un valor máximo de 5.1 ppr para $\gamma = 0.9$ y $p = 0.7$ cuando el 10 % de los flujos están activos, y de 5 ppr para el 50 % de flujos con valores similares de γ y p . Como en el caso de saturación, esta estrategia supera en ciertos valores de γ a la propuesta EbMAC; sin embargo, la insensibilidad que tiene la estrategia EbMAC ante la variabilidad de los parámetros γ y p es de resaltar, ya que la estrategia EbMAC obtiene valores mínimos de 3.64 (10 % de flujos) y 3,62 ppr (50 % de flujos) cuando γ es 0.1, mientras que para la estrategia de grado de nodos se observa una disminución considerable cuando γ decrece, teniendo un valor mínimo de 1.57 ppr (10 % de flujos) y 1.48 (50 % de flujos) cuando γ toma el valor de 0.1.

Por último, la Figura 6 muestra el retardo extremo-a-extremo experimentado por los paquetes en ambos escenarios de número de flujos concurrentes en la red. A partir de las figuras se observa que tanto γ como p afectan fuertemente a esta métrica. Como en el escenario donde las colas de los nodos se encuentran en saturación, este comportamiento era de esperarse debido a que conforme aumenta el valor de p , también aumen-

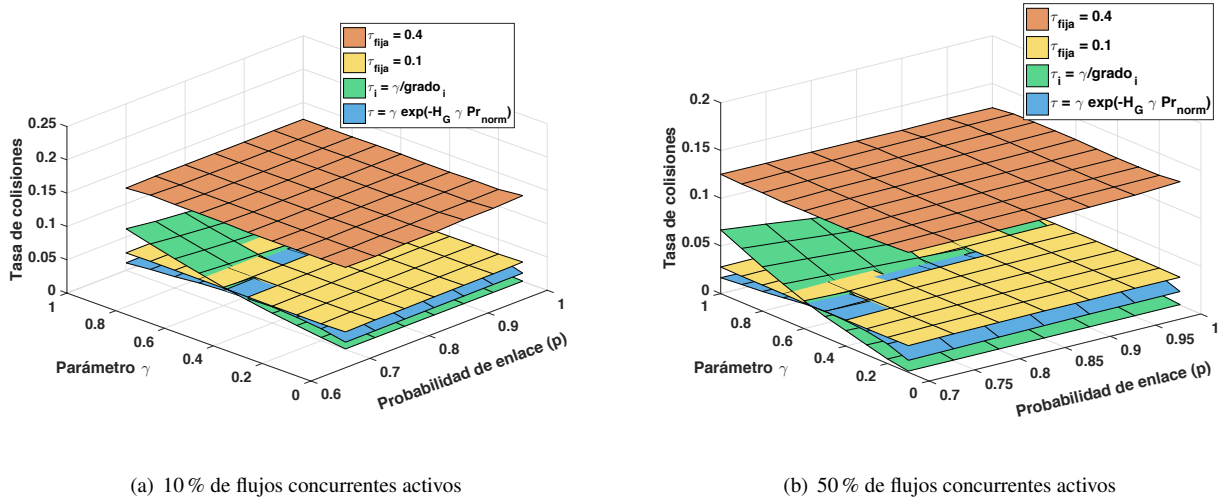


Figura 4: Tasa de colisiones para comunicación punto a punto.

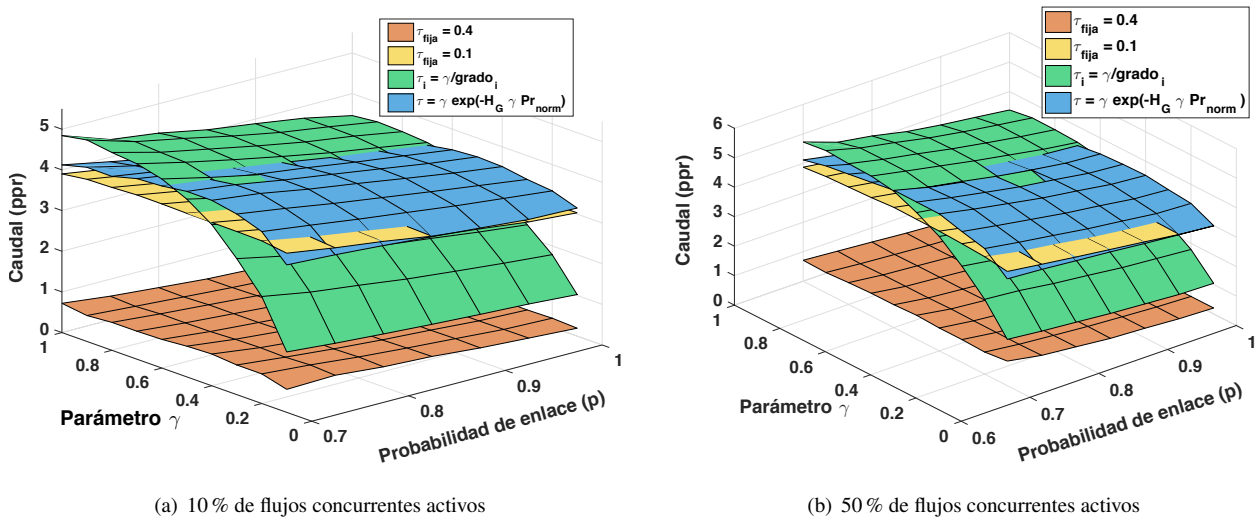


Figura 5: Caudal (throughput) para comunicación punto a punto.

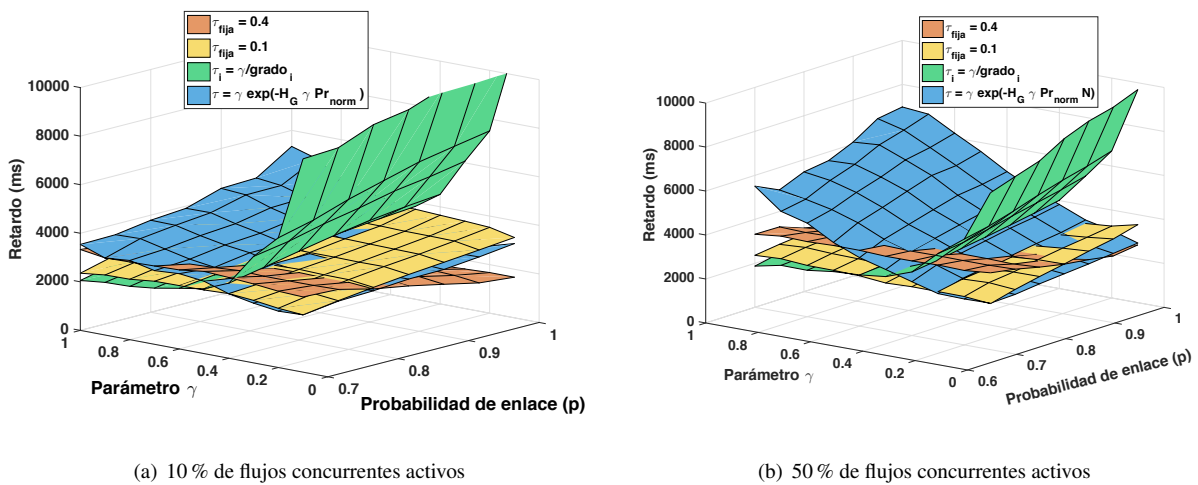


Figura 6: Retardo extremo-a-extremo para comunicación punto a punto.

ta el número de contendientes para acceder al canal y por lo tanto el tiempo que le toma a los nodos transmitir el paquete que tienen en el tope de sus colas. A partir de estos resultados podemos observar que el mecanismo EbMAC alcanza valores mínimos de aproximadamente 1.83 segundos (10% de flujos) y 2 segundos (50% de flujos) para $p = 0.7$ y $\gamma = 0.1$. Por su parte, el esquema fijo de $\tau = 0.1$ alcanza valores mínimos de 1.6 segundos (10% de flujos) y 1.7 segundos (50% de flujos) ante valores similares de p . La estrategia basada en el grado de los nodos alcanza valores mínimos de 2.05 segundos (10% de flujos) y 1.87 segundos (50% de flujos) cuando $\gamma = 1$ y $p = 0.7$ respectivamente, lo cual es similar al obtenido por EbMAC en las condiciones ya mencionadas.

se resumen en la Tabla 1. Como puede observarse, para todos los escenarios, las estrategias de probabilidad fija y de grado de nodos tienen valores promedio y máximo más altos en comparación con la estrategia propuesta. Como ejemplo, para $p = 0.9$ los esquemas fijos con $\tau = 0.4$ y $\tau = 0.1$, así como de grado de nodo tienen valores máximos de 7×10^4 , $7,48 \times 10^4$ y $5,73 \times 10^4$ respectivamente, mientras que el esquema propuesto tiene un valor máximo de número de colisiones de 5.50×10^4 . Así mismo, en las Figuras 9 y 10 se presenta el número de colisiones para $p = 0.7$ y $p = 0.9$ con $\gamma = 1$ cuando el 50% de flujos están activos.

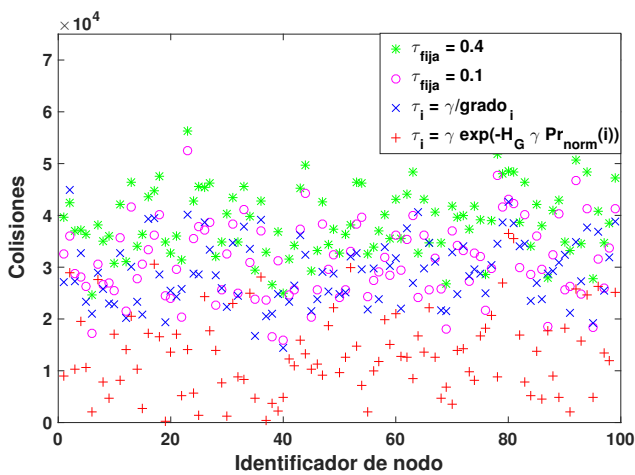


Figura 7: Número de colisiones para comunicación punto a punto con $\gamma = 1$, 10% de flujos activos y $p = 0.7$

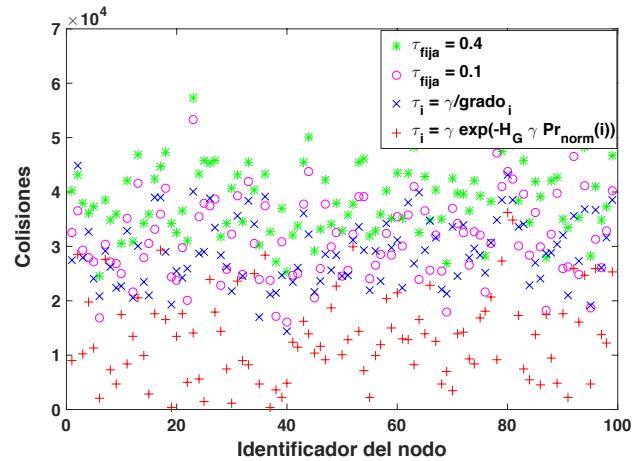


Figura 9: Número de colisiones para comunicación punto a punto con $\gamma = 1$, 50% de flujos activos y $p = 0.7$

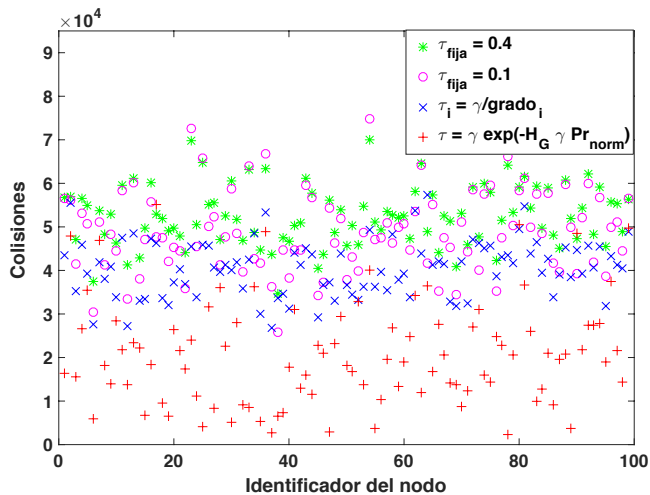


Figura 8: Número de colisiones para comunicación punto a punto con $\gamma = 1$, 10% de flujos activos y $p = 0.9$

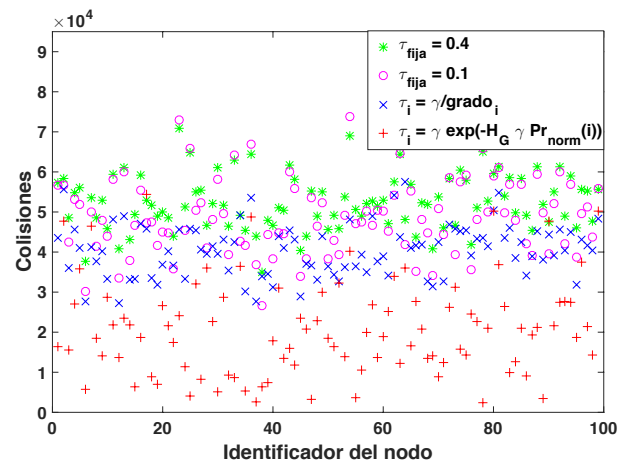


Figura 10: Número de colisiones para comunicación punto a punto con $\gamma = 1$, 50% de flujos activos y $p = 0.9$

5.2.2. Contención en la red

En esta sección mostramos el número de colisiones experimentadas por cada uno de los nodos que componen la red. En las Figuras 7 y 8 se presenta el número de colisiones para $p = 0.7$ y $p = 0.9$ con $\gamma = 1$ cuando el 10% de flujos están activos. Los resultados promedio y máximo para cada esquema

El número promedio y máximo de colisiones es similar al caso anterior para las cuatro estrategias, como se muestra en la Tabla 1. Estos resultados muestran que EbMAC es capaz de prevenir la aparición de regiones altamente congestionadas al asignar probabilidades de acceso al medio que consideran la topología de la red.

Tabla 1: Contención con $\gamma = 1$

	p	Flujos	Media ($\times 10^4$)	Max. ($\times 10^4$)
EbMAC	0.7	10 %	1.35	3.65
Grado de Nodos	0.7	10 %	2.90	4.50
Fija $\tau = 0,1$	0.7	10 %	3.11	5.25
Fija $\tau = 0,4$	0.7	10 %	3.86	5.63
EbMAC	0.9	10 %	2.10	5.50
Grado de Nodos	0.9	10 %	4.05	5.73
Fija $\tau = 0,1$	0.9	10 %	4.87	7.48
Fija $\tau = 0,4$	0.9	10 %	5.24	7.00
EbMAC	0.7	50 %	1.35	3.62
Grado de Nodos	0.7	50 %	2.90	4.48
Fija $\tau = 0,1$	0.7	50 %	3.11	5.32
Fija $\tau = 0,4$	0.7	50 %	3.86	5.72
EbMAC	0.9	50 %	2.10	5.43
Grado de Nodos	0.9	50 %	4.05	5.75
Fija $\tau = 0,1$	0.9	50 %	4.87	7.37
Fija $\tau = 0,4$	0.9	50 %	5.24	7.08

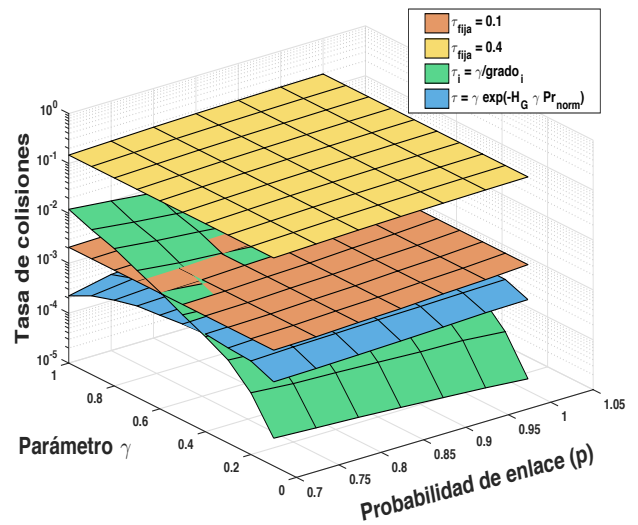


Figura 11: Tasa de colisiones con transmisiones de control y datos.

5.3. Transmisión simultánea de información de control y datos

Los resultados de estos experimentos muestran el desempeño de la red cuando los nodos intercambian simultáneamente mensajes de control y de datos. Para ello, se considera que la red transporta de manera concurrente el 50% del total de los flujos de datos posibles, y que cada nodo genera periódicamente un paquete de control cuando transmite diez paquetes de datos. Como se había mencionado, el propósito de esta serie de experimentos es caracterizar el desempeño de la red ante un escenario realista en el que los nodos transmiten datos e información de control. Más específicamente, y debido a que el protocolo de acceso al medio propuesto no requiere de señalización de control, estos paquetes modelan las actualizaciones de estado de los enlaces enviada por el protocolo de encaminamiento.

La Figura11 muestra la tasa de colisiones experimentada por los nodos de la red para cada uno de los esquemas de acceso al medio considerados en este trabajo. Como se observa, en la estrategia EbMAC se mantienen valores bajos del número de colisiones en comparación con las otras estrategias. Estos resultados son consistentes con los observados en las secciones anteriores y muestran la efectividad del esquema propuesto en este escenario donde se realizan transmisiones simultáneas de control y datos. Para este escenario, EbMAC obtiene una tasa de colisiones del orden de 10^{-3} mientras que las estrategias de probabilidad fija alcanzan valores del orden de 10^{-2} para $\tau = 0.1$, y del orden de 10^{-1} para $\tau = 0.4$. Por su parte, el algoritmo de grado de nodos presenta un aumento lineal en la tasa de colisiones conforme γ aumenta. Por ejemplo para $\gamma = 1$, se generan valores del orden de 10^{-2} , y si γ es cercana a 0, se tienen valores mínimos del orden de 10^{-4} . Nuevamente, se confirma que el esquema basado en el grado de los nodos es altamente dependiente del valor de γ .

En la Figura12 se presentan los resultados de caudal para los distintos esquemas. Se observa que las estrategias fijas y EbMAC tienen ligeras variaciones en relación a la probabilidad de enlace y del parámetro de ajuste γ , mientras que la estrategia de grado de nodos es afectada conforme γ aumenta.

Para este escenario, el mecanismo EbMAC alcanza mejores valores de caudal en comparación con los esquemas fijos en la mayoría de los valores de γ . Por ejemplo, para $\gamma = 0.5$, EbMAC alcanza un caudal de aproximadamente $4.2 ppr$, mientras que para los esquemas de transmisión fija se alcanza un valor máximo de caudal de $1.3 ppr$ cuando $\tau = 0.4$, y de $4.12 ppr$ cuando $\tau = 0.1$. Para la estrategia de grado de nodos se tiene un valor máximo de $5.2 ppr$ para $\gamma = 0.7$ y $p = 0.7$. Como en los escenarios anteriores, esta estrategia supera en ciertos valores de γ a la propuesta EbMAC, en específico cuando γ es mayor a 0.5; sin embargo, cuando γ es cercana a 0 tiene valores bajos de $1.5 ppr$.

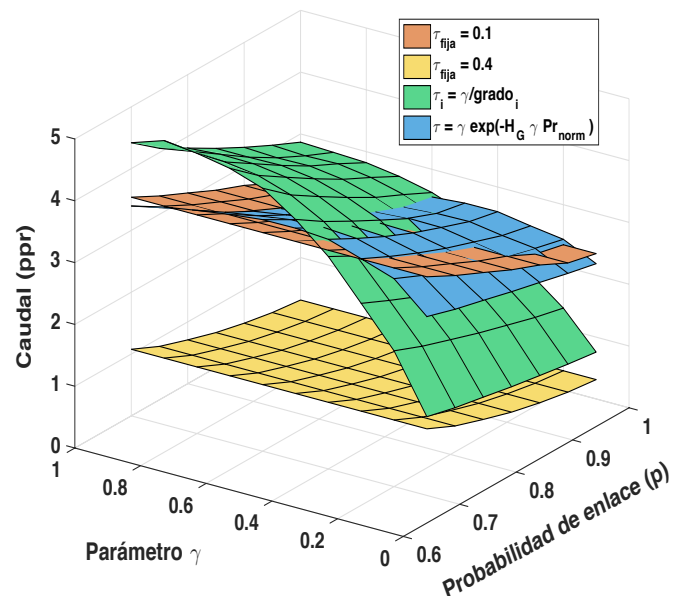


Figura 12: Caudal con transmisiones de control y datos.

Finalmente, la Figura 13 muestra los resultados para el retardo extremo-a-extremo. A partir de estos resultados podemos observar que para todos los esquemas el retardo experimental se incrementa conforme aumentan los valores de p y de γ . Este comportamiento es consistente con los resultados mostrados en los escenarios anteriores. En particular, observamos que el mecanismo EbMAC alcanza valores mínimos de aproximadamente 4.25 segundos para $p = 0.7$ y $\gamma = 1$. Por su parte, el esquema fijo de $\tau = 0.1$ alcanza valores mínimos de 4.2 segundos para $p = 0.7$ y $\gamma = 0.1$. Para $\tau = 0.4$ se obtienen los valores más bajos de retardo, de aproximadamente 0.2 segundos. Sin embargo, cabe mencionar que este resultado es para un caudal bajo (como se mostró en la Figura 12) y para la tasa de colisiones más alta (como se mostró en la Figura 11). Por su parte, la estrategia basada en el grado de los nodos alcanza un valor mínimo de 2 segundos cuando $\gamma = 1$ y $p = 0.7$, pero con valores altos cuando γ es menor que 0,5. Esta estrategia alcanza un retardo máximo de 30 segundos cuando $\gamma = 0.1$ y $p = 1$. Este comportamiento es similar a lo observado en los escenarios anteriores.

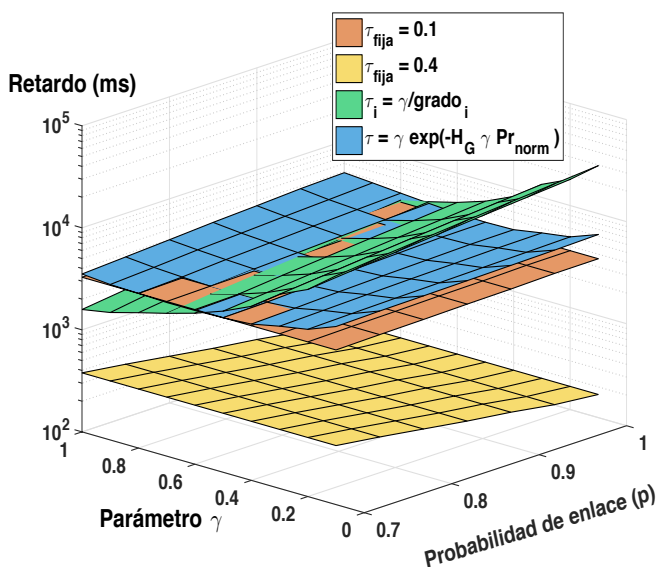


Figura 13: Retardo extremo-a-extremo con transmisiones de control y datos.

6. Conclusiones y trabajo futuro

En este artículo se presentó un nuevo enfoque de capa cruzada para asignar probabilidades de acceso al canal a los nodos que componen una red inalámbrica basada en S-ALOHA. El propósito principal del esquema propuesto, es evitar la formación de regiones con niveles altos de contención que ocasionen una degradación en el desempeño general de la red. Con este fin, el esquema propuesto aprovecha la información topológica recopilada por el protocolo de encaminamiento para calcular la *entropía topológica de red* (TNE por sus siglas en inglés), la cuál, cuantifica la cantidad de información disponible acerca de cómo será distribuida la carga de tráfico por parte del algoritmo de encaminamiento.

Resultados detallados basados en simulaciones de eventos discretos muestran que el esquema propuesto tiene un desempeño superior al de esquemas clásicos de asignación de probabilidades de transmisión fijas, así como al de un esquema basado en el grado de cada uno de los nodos. Lo anterior se debe principalmente a que en el esquema propuesto es posible identificar los nodos que serán más comúnmente utilizados como retransmisores por el algoritmo de encaminamiento y que por lo tanto deben tener una menor probabilidad de acceso para evitar que se presenten niveles altos de contención alrededor de ellos. En general, los resultados muestran que el uso de información topológica al asignar las probabilidades de acceso al medio, mejora el desempeño de la red debido a que permite reducir la tasa de colisiones en los nodos más usados como retransmisiones por el algoritmo de encaminamiento.

Actualmente nos encontramos trabajando en optimizar los parámetros de desempeño de la red por medio de formulaciones alternativas de la Ecuación 2. Como trabajo futuro proponemos desarrollar modelos analíticos que caractericen el desempeño del esquema propuesto. Adicionalmente, es necesario realizar experimentos en plataformas comerciales de hardware que caractericen de manera detallada la cantidad de recursos requerida por el esquema propuesto en términos de consumo de energía, así como de capacidad de procesamiento y memoria. Lo anterior servirá para definir de manera precisa los escenarios prácticos en los que EbMAC puede ser utilizado.

Referencias

- Aboelaze, M., 2005. Current and future trends in sensor networks: a survey. *Wireless and Optical Communications Networks*. DOI: 10.1109/WOCN.2005.1436087
- A.H.M.Rad, 2009. Utility-optimal random access without message passing. *Trans. Wireless. Comm.* 8, 1073 – 1079.
- Al-Turjam, 2018. Mobile traffic modelling for wireless multimedia sensor networks in iot. *Computer Communications*, 109–115. DOI: 10.1016/j.comcom.2017.08.017
- Bermolen, P., 2016. Estimating the transmission probability in wireless networks with configuration models. *ACM Trans. Model. Perform. Eval. Comput. Syst.* 1.
- Clausen, 2003. Optimized link state routing protocol (olsr). No. RFC 3626.
- Conti, M., 2004. Cross-layering in mobile ad hoc network design. *Journal Computer* 37, 48 – 51.
- Dijkstra, 1959. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 269?271.
- Duriscic, 2018. A survey of military applications of wireless sensor networks. *Mediterranean Conference on Embedded Computing (MECO)*, 196–199.
- Fauzi, M., 2012. Wireless sensor network applications: A study in environment monitoring system. *International Symposium on robotics and intelligent Sensors* 41, 1204–1210. DOI: 10.1016/j.proeng.2012.07.302
- F.Baccelli, 2006. An aloha protocol for multihop mobile wireless networks. *IEEE Trans. Inf. Theory* 52, 421–436.
- Fu, B., 2014. A survey of cross-layer designs in wireless networks. *IEEE Comm. Surveys and Tutorials* 16.
- García-Luna-Aceves, 2012. Storm: a framework for integrated routing, scheduling, and traffic management in ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing* 11, 1345–1357. DOI: 10.1109/TMC.2011.157
- Guzmán-Medina, C., 2016. Residual energy-based strategies for the transmission probability and duty-cycle selection in wireless sensor networks. *International Journal of Distributed Sensor Networks*.
- Huang, 2017. A prototype iot based wireless sensor network for traffic information monitoring. *International Journal of Pavement Research and Technology*. DOI: 10.1016/j.ijprt.2017.07.005

- IEEE802.11e, 2005. Ieee std. 802.11e ?2005: Ieee standard for information technology–local and metropolitan area networks–specific requirements–part 11: Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications - amendment 8: Medium access control (mac) quality of service enhancements. IEEE.
- IEEE802.15.4, 2003. Ieee std. 802.15.4 ?2003: Standard for telecommunications and information exchange between systems - local area metropolitan area networks - specific requirements - wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low rate wireless personal area networks (wpan). IEEE.
DOI: <http://www.ieee802.org/15/pub/TG4.html>
- Islam, 2018. Prediction-based protocols for vehicular ad hoc networks: Survey and taxonomy. *Computer Networks*, 34–50.
DOI: 10.1016/j.comnet.2017.10.009
- Jacquet, 2001. Optimized link state routing protocol for ad hoc networks. IEEE INMIC 2001. Technology for the 21st Century. Proceedings. IEEE International.
- J.Gao, 2007. On the successful transmission probability of cooperative cognitive radio ad hoc networks. *Ad Hoc Networks* 58, 99 – 104.
- J.W.Lee, 2007. Utility-optimal random- access control. *IEEE Trans. Wireless Commun.*, 2741–2751.
- Kulakowski, 2013. Performance study of wireless sensor and actuator networks in forest fire scenarios. *Int. J. Commun. Syst.*, 515–529.
DOI: 10.1002/dac.2311
- Mare, 2015. Environmental parameters monitoring in precision agriculture using wireless sensor networks. *Journal of Cleaner Production*, 297–307.
DOI: 10.1016/j.jclepro.2014.04.036
- M.Cheng, 2013. Cross-layer schemes for reducing delay in multihop wireless networks. *IEEE Transactions on Wireless Comm.* 2, 928 – 937.
- M.Chiang, 2007. Layering as optimization decomposition: A mathematical theory of network architectures. *Computers and Society* 95, 255 – 312.
DOI: 10.1109/JPROC.2006.887322
- Melodia, T., 2006. The state of the art in cross-layer design for wireless sensor networks. *Proc. EURO-NCI Workshops Wireless and Mobilit*, 78–92.
- Miorandi, D., 2012. Internet of things: Vision, applications and research challenges. *Ad Hoc Networks*, 1497–1516.
DOI: 10.1016/j.adhoc.2012.02.016
- N.Abranson, 1970. The aloha system. *Proceedings of AFIPS 1970 Fall Joint Computer Conference* 37, 281?285.
- Naor, Z., 2012. A centralized dynamic access probability protocol for next generation wireless networks. *Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE.*
- Ojha, 2015. Wireless sensor networks for agriculture: The state-of-the-art in practice and future challenges. *Computers and Electronic in Agriculture*, 66–84.
DOI: 10.1016/j.compag.2015.08.011
- Pierce, 2008. Regional and on-farm wireless sensor networks for agricultural systems in eastern washington. *Computers and Electronics in Agriculture*, 32–43.
DOI: 10.1016/j.compag.2007.05.007
- R.Abdmeziem, 2014. Internet of things: Concept, building blocks, applications and challenges. *Computers and Society*.
- Rashid, N., 2016. Applications of wireless sensor networks for urban areas: A survey. *Journal of Network and Computer Applications*, 192–219.
DOI: 10.1016/j.jnca.2015.09.008
- Reina, D., 2013. The role of ad hoc networks in the internet of things: A case scenario for smart environments. *Internet of Things and Inter-cooperative Computational Technologies for Collective Intelligence* 460, 89 – 113.
- Roberts, L. G., Apr. 1975. Aloha packet system with and without slots and capture. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.* 5 (2), 28–42.
URL: <http://doi.acm.org/10.1145/1024916.1024920>
DOI: 10.1145/1024916.1024920
- Rodrigues, 2018. Special issue on 5g wireless networks for iot and body sensors. *Computer Networks*, 335–339.
DOI: 10.1016/j.comnet.2017.11.005
- R.Vaze, 2013. Transmission capacity of wireless ad hoc networks with energy harvesting nodes. *Proc. GlobalSIP*, 353–358.
- Sajid, 2016. A survey of cross-layer protocols for ieee 802.11 wireless multihop mesh networks. *International Journal of Communication Systems* 30.
DOI: 10.1002/dac.3129
- Sarfraz, A., 2015. Cross-layer design approach for power control in mobile ad hoc networks. *Egyptian Informatics Journal* 16, 1 – 7.
- Y.Cheng, 2007. Adaptive transmission probability for ieee 802.11e mac enhancements. *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing*.
- Y.Cheng, 2017. On the rate of successful transmissions in finite slotted aloha manets. *AdHoc Networks* 62, 76–87.
- Yedavalli, K., 2008. Enhancement of the ieee 802.15.4 mac protocol for scalable data collection in dense sensor networks. *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks and Workshops*.
- Y.We, 2014. Ad hoc network routing technology in the internet of things. *Applied Mechanics and Materials*, 5852–5854.
DOI: 10.4028/www.scientific.net/AMM.556-562.5852