

Protocolo de Broadcasting Basado en Asentimientos para Diseminación de Datos Confiable y Eficiente en Redes Vehiculares Ad-hoc

Francisco Javier Ros Muñoz

fjros@um.es

MEMORIA TESIS DE MASTER

Master en "Tecnologías de la Información y Telemática Avanzadas" – Curso 2008/09
Dpto. Ingeniería de la Información y las Comunicaciones
Dpto. Ingeniería y Tecnología de Computadores
Facultad de Informática. Universidad de Murcia.

Campus de Espinardo. 30100 Murcia. Spain.

Resumen Extendido

En estos últimos años, la industria del transporte está viviendo una nueva revolución debido al avance en las comunicaciones inalámbricas. Al equipar los vehículos con interfaces de red se abre un amplio abanico de nuevos servicios, incluyendo aplicaciones de seguridad en carretera, gestión inteligente del transporte y entretenimiento e información para el usuario. Gracias a las oportunidades de negocio que nacen alrededor de este ámbito, así como el beneficio general para la sociedad que supone la disminución de siniestralidad vial y contaminación atmosférica, la investigación en comunicaciones vehiculares se ha convertido en un pilar fundamental de la I+D de nuestros días.

La mayoría de los servicios que se prevén necesitan diseminar mensajes de datos dentro de un área geográfica concreta, de forma que todos los vehículos que allí se encuentran sean capaces de recibir los mensajes y actuar en consecuencia (por ejemplo, aminorando la marcha o sugiriendo una ruta alternativa). Por tanto, la primitiva de *broadcasting* (entregar un mensaje a todos los vehículos de una red) es básica para desplegar servicios de comunicación entre vehículos. Debido a que la infraestructura de las redes de operador no siempre están disponibles, o no siempre pueden satisfacer el retardo mínimo requerido por las aplicaciones, la comunicación directa entre vehículos se perfila como una solución idónea para la entrega de mensajes. De esta forma, el conjunto de vehículos equipados con capacidad de comunicación forman una red ad-hoc en la que todos colaboran para diseminar el mensaje a través de múltiples saltos.

Esta tesis se centra en el diseño y evaluación de un protocolo broadcast eficiente y confiable que sea apropiado a las características particulares de las redes vehiculares. Dicha solución debe ser confiable porque los mensajes enviados pueden ser de importancia crítica y, por tanto, todos los vehículos dentro del área de interés deben recibirlos. Sin embargo, se debe conseguir este objetivo con el menor número posible de transmisiones, ya que el ancho de banda disponible por las tecnologías de comunicación (actualmente está en desarrollo el estándar IEEE 802.11p para comunicaciones inter-vehiculares) es limitado. Ambos objetivos deben cumplirse teniendo en cuenta los patrones de movilidad que se producen en carreteras reales. Por tanto, el protocolo debe ser capaz de cumplir su tarea de forma eficiente en redes altamente congestionadas (por ejemplo, atascos en horas punta) y en aquéllas en las que hay convoys muy inconexos entre sí (por ejemplo, en autovías a determinadas horas de la noche).

Nuestra propuesta recibe el nombre de *Acknowledged Parameterless Broadcast from Static to highly Mobile* (AckPBSM). El protocolo sólo necesita información local para realizar su cometido, garantizando así la escalabilidad de la solución. Dicha información se obtiene a partir de los mensajes *beacon* periódicos que emite cada vehículo sus vecinos a un salto. Como estos beacon son utilizados por las aplicaciones de seguridad, y son obligatorios según estándares en desarrollo como DSRC (*Dedicated Short Range Communications*), AckPBSM no supone ninguna sobrecarga extra en cuanto a mensajes de control enviados a la red. Los beacon contienen la posición del emisor, lo cual es utilizado por AckPBSM para obtener la topología local de la red. Nuestro protocolo también incluye en cada beacon una lista con identificadores de los mensajes broadcast que el vehículo ha recibido recientemente. De esta forma, estos identificadores sirven como asentimiento (*acknowledgement*) de recepción de los mensajes.

El funcionamiento de AckPBSM es completamente distribuido (no necesita de ninguna entidad centralizada) y auto-adaptable (no depende de parámetros de configuración ni de diferentes estados internos según el régimen de tráfico en el que se encuentra la red, a diferencia de otras propuestas). Además emplea de forma implícita el paradigma almacena-transporta-transmite (*store-carry-forward*), de forma que cada mensaje es almacenado en un buffer y transportado por el vehículo mientras no expire su tiempo de vida útil. Al adquirir información local por medio de los beacon, cada vehículo determina de forma heurística si pertenece a un *conjunto dominante conectado* (CDS, *Connected Dominating Set*) mínimo. Dado un un grafo, un CDS es un subconjunto conexo del mismo tal que cada nodo del grafo pertenece al CDS o bien es vecino directo de un nodo que pertenece al CDS. Dicha estructura es apropiada para realizar tareas broadcast eficientes ya que, en una red sin pérdidas, sólo los vehículos del CDS necesitan retransmitir el mensaje y aún así éste llegará a todos los vehículos de la red. Por cada mensaje broadcast que se pone en la red, los vehículos inicializan dos listas: R es el conjunto de nodos que deben haber recibido el mensaje, según la información de topología local de que se dispone; y N consiste en aquellos vehículos que se supone no lo han recibido. Ambas listas son actualizadas con la recepción de cada beacon y de cada retransmisión del mensaje. Cada vehículo selecciona un tiempo de espera para retransmitir el

mensaje. Dicho tiempo depende de si el vehículo forma parte del CDS o no. Si se encuentra en el CDS selecciona un tiempo de espera menor, de forma que reacciona primero y retransmite el mensaje antes que sus vecinos. Independientemente de si se está en el CDS o no, cada vehículo retransmite el mensaje si su lista N contiene algún elemento tras expirar su tiempo de espera. Siempre que se introduce en R un nuevo vecino, el vehículo establece un nuevo tiempo de espera para recibir el asentimiento de recepción a través de los mensajes beacon. En caso de que se confirme la recepción del mensaje, el vecino se reafirma en R . Si por contra expira el tiempo de espera sin recibir confirmación, el vecino se mueve de la lista R a N de forma que se repiten los pasos anteriores para intentar hacerle llegar el mensaje.

El uso de la estructura de diseminación broadcast CDS hace que el protocolo sea funcional en distintos escenarios, como por ejemplo autovías y centros urbanos con intersecciones. De esta forma, siempre se intenta cubrir a todos los vehículos de la red por medio de mensajes. Además el número de nodos que se seleccionan como retransmisores es pequeño porque muchos de los envíos por parte de nodos que no forman parte del CDS son redundantes. La utilización de asentimientos de mensajes broadcast proporciona una mayor robustez al protocolo, puesto que permite obtener una alta confiabilidad incluso en redes reales con pérdidas. Al mismo tiempo, aumenta la eficiencia del protocolo en patrones de movilidad vehiculares, ya que en este caso es común que un nodo vecino deje de serlo por un tiempo y luego reaparezca (debido a paradas en señales de tráfico o atascos). Al saber que dicho vecino ya recibió el mensaje, un nuevo contacto no implica una nueva retransmisión redundante.

Por medio de un completo trabajo de simulación, hemos evaluado el rendimiento del protocolo AckPB-SM en entornos de autovía y centro urbano con diferentes condiciones de movilidad. Los movimientos de los vehículos siguen patrones realistas y se realizan maniobras comunes como adelantamientos o paradas en intersecciones. Además, hemos implementado y simulado protocolos basados en CDS sin asentimientos y un protocolo específico para redes vehiculares para compararlos con AckPB-SM. Las simulaciones emplean diferentes configuraciones radio, desde condiciones ideales hasta simulaciones realistas de 802.11p con fluctuaciones en las señales y debilitamiento multi-camino (*multi-path fading*). En todos los casos, nuestra propuesta se ha mostrado como la solución más confiable al tiempo que reduce drásticamente el número de mensajes emitidos a la red. Es especialmente remarcable que, mientras en el resto de protocolos cada vehículo involucrado en la tarea broadcast necesita transmitir el mensaje más de una vez, en nuestra solución esta métrica se encuentra muy por debajo de uno. Es decir, sólo un pequeño subconjunto de vehículos necesita transmitir el mensaje y aún así se consigue una mayor cobertura de la red.

Palabras clave: VANET, Broadcasting, Algoritmo Distribuido, Evaluación del Rendimiento.

1. Introducción y Motivación

Los últimos avances en tecnologías de comunicación inalámbricas están posibilitando nuevos escenarios de aplicación que no se habían contemplado hasta el momento. Uno de los ámbitos donde más repercusión y expectativas se están creando es en la industria vehicular y, en general, del transporte. Al integrar capacidad de comunicación en los vehículos, se abre una amplia gama de servicios que pasan desde la seguridad en carretera y la gestión inteligente del transporte, hasta aplicaciones de entretenimiento e información para el usuario [1].

En la mayoría de estos servicios, es necesario que un vehículo disemine un mensaje de datos al resto de vehículos que se hallan en una zona determinada. Por ejemplo, ante un accidente es importante avisar al resto de coches que se acercan al punto de conflicto para que aminoren la marcha. Del mismo modo, una aplicación de gestión del tráfico puede indicar a los vehículos que se disponen a incorporarse a una autovía colapsada que seleccionen una ruta alternativa. En definitiva, casi todos los servicios que se contemplan a día de hoy requieren de diseminación de datos. Aunque esta tarea podría realizarse a través de redes de infraestructura (como redes 3G), existen diversos factores que aconsejan considerar otras alternativas:

- La infraestructura no siempre está disponible. Desde el punto de vista económico, es impracticable desplegar estaciones base por todo el territorio de un país de forma que todas las carreteras tengan la cobertura necesaria.
- Existen accidentes geográficos y construcciones (como túneles) que dificultan enormemente la correcta decodificación de señales inalámbricas que provengan del exterior.
- Algunos servicios de carácter crítico, tales como los de seguridad en carretera, exigen un retardo mínimo que podría no satisfacerse si la comunicación debe pasar primero por algún punto intermedio (estaciones base, nodos-b, puntos de acceso, etc.).
- Otros servicios pueden ser interesantes para la sociedad en general (como los de monitorización medioambiental), pero el usuario podría no estar dispuesto a pagar por las comunicaciones que necesitan utilizar una red de operador.

Por todas estas razones, la comunicación vehículo-a-vehículo (V2V) se ha perfilado como una opción idónea para dar soporte a muchos de los servicios vehiculares de nueva generación. Así, las Redes Vehiculares Ad-hoc (VANET, del inglés *Vehicular Ad-hoc Network*) consisten en conjuntos de vehículos equipados con interfaces de comunicación inalámbrica. Los vehículos cooperan para entregar mensajes de datos a través de múltiples saltos, sin necesidad de desplegar infraestructura de administración centralizada. Para conseguir lo anterior, los protocolos de comunicación deben enfrentarse a la movilidad de los vehículos y al dinamismo de las señales electromagnéticas. De hecho, las características intrínsecas de la movilidad de los vehículos originan diferentes distribuciones de los nodos. Específicamente, el movimiento de un vehículo está restringido por la topología de las calles y carreteras, las indicaciones de las señales de tráfico y el movimiento del resto de vehículos. Esto conlleva la aparición de redes fuertemente desconectadas en las que la distribución de los nodos no es uniforme. Además, al afrontar un estudio sobre redes vehiculares debe tenerse en cuenta que diferentes escenarios, como autovías y centros urbanos, originan distintos patrones de tráfico.

Por otra parte, la tarea de enviar un mensaje desde un nodo origen al resto de nodos de la red se conoce por el nombre de *broadcasting*. En el caso de que hayan cambios en la topología de la red debidos a la movilidad de los nodos que la integran, el mensaje podría necesitar ser almacenado y transportado por algún nodo móvil hasta que una nueva oportunidad de retransmisión apareciese. El *broadcasting* es de suma importancia en VANETs porque la mayoría de los servicios que se prevén desplegar en este tipo de redes se basan en la entrega de mensajes a todos los vehículos que se encuentran dentro de alguna zona de interés. Por tanto, el diseño de protocolos de diseminación de datos broadcast eficientes y confiables es vital para el despliegue exitoso de servicios de comunicación vehicular.

En este documento nos centramos en el problema de *broadcasting* en VANETs sin soporte de infraestructura. Nuestro principal objetivo es conseguir alta confiabilidad al tiempo que se minimizan el número total de retransmisiones. Minimizar el número de mensajes que se envían a la red es importante debido al ancho de banda limitado del que se dispone. Además, esto ayuda a mejorar la confiabilidad

de la tarea broadcast puesto que la probabilidad de que ocurran colisiones de mensajes debidas a interferencias disminuye. Con anterioridad se han propuesto varios protocolos que intentan cumplir con esta tarea. Sin embargo, todos han sido diseñados bien para autovías/carreteras rectilíneas ([2][3][4][5]) o para centros urbanos ([6][7]). Aún más sorprendente, sólo una de las soluciones propuestas tiene en cuenta el problema de las desconexiones temporales en redes VANET, una de sus principales características. Por tanto, se hace necesario a día de hoy el desarrollo de una solución integral para VANET que tenga en cuenta los distintos escenarios de aplicación y características particulares de las redes de vehículos.

Nuestra propuesta recibe el nombre de *Acknowledged Parameterless Broadcast from Static to highly Mobile* (AckPBSM), un protocolo completamente distribuido y adaptable que es apropiado para VANETs con diferentes grados de movilidad. El algoritmo no depende de valores umbral ni de diferentes estados internos que hagan variar su comportamiento. A diferencia de otras propuestas, AckPBSM ajusta de manera dinámica su comportamiento sin necesidad de detectar el grado de movilidad relativa de los vehículos. Cada nodo decide de forma independiente si debe retransmitir un mensaje broadcast o no. Dicha decisión se basa exclusivamente en información local que los vehículos adquieren de su vecindario por medio de mensajes beacon periódicos. Esto garantiza la escalabilidad de nuestra propuesta sin importar el número de vehículos que forman parte de la VANET.

En AckPBSM, un coche que recibe un mensaje broadcast no lo retransmite de forma inmediata. En su lugar, el vehículo espera para comprobar si las retransmisiones de otros vecinos cubren todos los nodos de su propio vecindario y por tanto su retransmisión es redundante. Los beacon periódicos contienen la posición del emisor para adquirir información del posicionamiento del vecindario a un salto. Dicha información se emplea para determinar un *conjunto dominante conectado* (CDS, *Connected Dominating Set*). Los nodos que forman parte del CDS seleccionan un menor tiempo de espera que el resto de vehículos. Esto les permite retransmitir primero si su vecindario no ha sido completamente cubierto por el mensaje todavía. Con esta estrategia combinamos dos técnicas diferentes para la reducción de sobrecarga en la tarea broadcast: CDS y *esquema de eliminación de vecinos* (NES, *Neighbor Elimination Scheme*) [8]. Los beacon también incluyen identificadores de los mensajes broadcast que han sido recibidos recientemente, de forma que sirven como asentimientos (*acknowledgements*) de recepción. De esta forma, los nodos pueden comprobar si todos sus vecinos recibieron satisfactoriamente el mensaje. Si éste no es el caso, se planifica una nueva retransmisión. De esta forma, el uso de asentimientos hace que el protocolo sea más robusto a fallos de transmisión mientras que, al mismo tiempo, elimina retransmisiones redundantes. Además, esto se consigue sin introducir nuevos mensajes de protocolo.

Por tanto, AckPBSM emplea dos técnicas bien conocidas para reducción de sobrecarga en una tarea broadcast: CDS y NES. Además, no supone una sobrecarga adicional en cuanto a mensajes, puesto que estándares en desarrollo como DSRC (*Dedicated Short Range Communications*) [20] especifican de forma obligatoria la utilización de beacons periódicos para indicar la posición y velocidad de los vehículos. Por tanto, la única sobrecarga que introduce proviene de los bytes que ocupa la lista de asentimientos. Sin embargo, esto evita transmisiones redundantes (ya que no se intenta entregar un mensaje a aquellos nodos que ya han asentido su recepción) y mejora la confiabilidad del protocolo (aunque en un principio se crea que un vecino ha debido recibir un mensaje, éste se retransmite de nuevo si el destinatario no lo asiente). Por todo lo anterior, AckPBSM es un protocolo adecuado para redes VANET reales.

Por medio de un completo estudio de simulación, comprobamos el rendimiento de AckPBSM y lo comparamos con otros algoritmos que compiten con él. Nos centramos en redes VANET en autovías y centros urbanos. Los movimientos de los vehículos son generados con un paquete de simulación microscópica de tráfico en carretera, de forma que podemos imitar los escenarios más comunes de las redes vehiculares reales. Asimismo se han simulado diferentes condiciones de movilidad. Por su parte, el estudio también tiene en cuenta tres configuraciones diferentes con distintas capas de acceso al medio (MAC, *Medium Access Layer*), capas físicas (PHY) y modelos de propagación de señales inalámbricas. En el primer caso, consideramos capas MAC y PHY ideales en las que no pueden ocurrir colisiones entre tramas. Además se usa un modelo de propagación determinista de forma que el rango de transmisión se puede fijar a una distancia dada. Por tanto, este modelo es equivalente al *grafo de disco unitario* (UDG, *unit disk graph*) [13]: dos nodos se llaman vecinos y pueden comunicarse el uno con el otro siempre que cada uno se encuentre dentro del rango de transmisión del otro. La segunda configuración usa niveles MAC y PHY realistas del estándar IEEE 802.11p [9] que se encuentra actualmente en desarrollo, junto con el mismo modelo de propagación de la primera configuración. Por último, simulamos IEEE 802.11p

con un modelo de propagación no-determinista que está ajustado según mediciones de comunicaciones reales entre vehículos. Ésta es la configuración más realista que hemos desplegado, y nos permite analizar los protocolos cuando ocurren fluctuaciones en las señales radio. Los resultados de simulación muestran que nuestra propuesta mejora con creces el rendimiento del resto de protocolos evaluados en todos los escenarios que se han considerado. En particular, AckPBSM es capaz de aumentar sensiblemente la confiabilidad de la tarea broadcast al tiempo que reduce de manera drástica el número de mensajes que son enviados a la red.

El resto del documento está organizado como sigue. La Sección 2 proporciona definiciones necesarias para la correcta comprensión de nuestra solución y resume las principales técnicas y protocolos que se han propuesto hasta el momento para manejar el problema de diseminación broadcast en redes ad-hoc vehiculares. En la Sección 3 proporcionamos los detalles del algoritmo propuesto y discutimos su idoneidad para redes VANET. La evaluación del rendimiento basada en simulación y su análisis asociado se presenta en la Sección 4. Finalmente, la Sección 5 concluye el documento y perfila nuevas líneas de investigación que se derivan de este trabajo.

2. Estado del Arte

Existe una plétora de protocolos broadcast propuestos para redes ad-hoc inalámbricas. Varios estudios resumen muchos de ellos, como [11] y [12]. Aquí sólo nos referiremos a aquellas técnicas y protocolos que estén directamente relacionados con nuestra propuesta. Asimismo, describiremos los algoritmos de broadcasting que han sido específicamente diseñados para redes vehiculares.

2.1. Broadcasting basado en CDS

En los últimos años se ha investigado en profundidad el problema de diseñar protocolos de broadcasting eficientes para redes ad-hoc. Probablemente, la técnica más común para reducir el número de transmisiones redundantes en una tarea broadcast es el uso de *connected dominating sets* (CDS). Sea $G(V, E)$ el grafo inducido por la topología de la red, de forma que V es el conjunto de nodos en la red y E representa la conectividad entre ellos. Entonces, se dice que un subconjunto $V_D \subseteq V$ es dominante si cada nodo en V bien pertenece a V_D o tiene al menos un vecino que pertenece a V_D . V_D es un CDS si es conexo (existe un camino entre cada par de nodos en V_D). Asumiendo una red ideal sin pérdidas, en el broadcasting basado en CDS sólo se necesita que retransmitan el mensaje aquellos nodos que pertenecen al CDS, y aún así el mensaje alcanzará a todos los nodos de la red. Por tanto, cuantos menos nodos hayan en el CDS, la tarea broadcast será menos redundante y más eficiente.

Por desgracia, fue demostrado que el problema de encontrar el CDS mínimo en una red es NP-completo [13]. Desde entonces se han propuesto muchas heurísticas. Wu *et al.* describieron, en una serie de artículos que empiezan en [14], un esquema ligero de construcción de CDS. En este documento usamos una definición modificada [8] del concepto básico expuesto en [14], puesto que su construcción genera menos sobrecarga de mensajes.

Se asume que cada nodo x tiene una clave $clave(x)$ que lo identifica unívocamente. Se dice que un nodo es *intermedio* si tiene dos vecinos no conectados [14]. Un nodo u está cubierto por un nodo vecino v si cada vecino de u es también vecino de v , y $clave(u) < clave(v)$. Un nodo u está cubierto por dos nodos vecinos conectados v y w si cada vecino de u es también vecino de v o w (o ambos), $clave(u) < clave(v)$, y $clave(u) < clave(w)$. Un nodo intermedio no cubierto por ningún vecino se convierte en un *inter-gateway*. Un nodo inter-gateway no cubierto por ningún par de vecinos conectados se denomina un *gateway*. Entonces, cada gateway forma parte del CDS, mientras que el resto de nodos no son necesarios.

Dai y Wu [15] introdujeron un conjunto dominante generalizado, en el que la cobertura puede ser proporcionada por un número arbitrario de vecinos conectados. La definición fue modificada en [12] para evitar intercambios de mensajes similares entre vecinos, tal y como sigue. Un nodo u está cubierto por sus vecinos directos v, w, z, \dots si sus vecinos v, w, z, \dots crean un subgrafo conexo, cualquier vecino de u es vecino de al menos uno de los nodos v, w, z, \dots y $clave(u) < \min(clave(v), clave(w), clave(z), \dots)$.

Lo anterior es simplificado computacionalmente por Carle y Simplot-Ryl [16] como sigue. Primero, cada nodo comprueba si es intermedio. Entonces cada nodo intermedio u construye un subgrafo G de sus vecinos que tienen mayores valores de clave que él. Si G está vacío o inconexo entonces u pertenece al CDS. Si G es conexo pero existe un vecino de u que no es vecino de ningún nodo en G , entonces u pertenece al CDS. En otro caso, u está cubierto y no está en el CDS. El algoritmo de camino más corto de Dijkstra puede usarse para comprobar la conectividad de G .

Para aplicar los conceptos de Wu, se requiere conocimiento de la posición de los vecinos a un salto, o bien información de topología de los vecinos que hay hasta dos saltos. Esta información se obtiene por medio de mensajes “hello” (o beacon) que se intercambian de forma periódica. Datos experimentales provenientes de diversas fuentes confirman que los conceptos de Wu proporcionan, de media, CDS de pequeño tamaño. En [15] se probó formalmente que el concepto de CDS generalizado tiene un ratio de aproximación constante de media, y muy baja probabilidad de tener un ratio de aproximación infinitamente grande. Cada nodo toma decisiones acerca de su pertenencia al CDS sin necesidad de que haya comunicación entre nodos, aparte de los intercambios de beacons que los nodos utilizan para descubrirse unos a otros y establecer la información de vecindario.

En [8] se establece el siguiente *framework* y algoritmo general para broadcasting confiable. El algoritmo se basa en dos conceptos: CDS como la estructura principal de broadcasting confiable, y *neighbor elimination scheme* (NES) para reducir más la redundancia del algoritmo. En NES [8][17], un nodo no necesita retransmitir un mensaje si cree que todos sus vecinos ya han sido cubiertos por transmisiones previas. Después de la recepción de cada copia del mensaje, un nodo elimina de su lista de rebroadcast todos aquellos vecinos que se supone que han recibido ese mismo mensaje (basándose en su conocimiento de la topología local). Si la lista se vacía antes de que el nodo decida retransmitir, dicha retransmisión es cancelada.

El esquema general de Conjuntos Dominantes y Eliminación de Vecinos (DS-NES, *Dominating Sets and Neighbor Elimination Scheme*) [8] para la inundación inteligente de mensajes procede como sigue. El nodo origen transmite el mensaje. Los nodos que no se hayan en el CDS no lo retransmiten. Al recibir la primera copia del mensaje, los nodos en el CDS seleccionan un tiempo de espera. Además eliminan de su lista de rebroadcast (que contiene originalmente todos sus vecinos a un salto) aquellos vecinos que han debido recibir la misma copia del mensaje. Mientras esperan, se podrían recibir más copias del mensaje. Para cada una de ellas, se vuelven a eliminar de la lista de rebroadcast aquellos vecinos que también las han recibido. Cuando el tiempo de espera expira, el nodo retransmite el mensaje si su lista de rebroadcast no está vacía, en otro caso cancela la transmisión. Este framework fue aplicado en [8] usando estructuras de broadcast basadas en *clusters* y en las definiciones de CDS de Wu.

El protocolo *Parameterless Broadcast in Static to highly Mobile* (PBSM) para redes ad-hoc [18] hace uso del framework DS-NES para desarrollar un algoritmo adaptable que no depende de ningún parámetro ni valor umbral en su operación. Debido a su flexibilidad y buen rendimiento, se ha utilizado como base para el protocolo AckPBSM para redes vehiculares. En PBSM, cada vehículo s mantiene dos listas de coches vecinos con respecto al mensaje que está siendo diseminado y el conocimiento de la topología local a un salto: R y N , que contienen los vecinos que ya recibieron (o no recibieron, respectivamente) el mensaje. Tras un tiempo de espera, s retransmite el mensaje si la lista N es no-vacía. Ambas listas R y N son actualizadas con cada copia del mensaje recibida, así como con cada beacon intercambiado. Esto puede causar más retransmisiones si N vuelve a ser no vacía de nuevo. Los nodos del CDS seleccionan tiempos de espera más cortos que aquéllos que no pertenecen a él.

2.2. Broadcasting específico para VANET

En el caso de las VANET, los vehículos tienden a viajar formando grupos en redes altamente inconexas. La densidad de vehículos puede ser extremadamente alta en un atasco, mientras que las calles o carriles de alrededor podrían tener una baja densidad de tráfico. Esta distribución no uniforme de nodos y velocidad es característica del entorno vehicular. Por tanto, varios protocolos broadcast específicamente diseñados para estas redes han sido propuestos en los últimos años.

En [2] se presentan dos soluciones que consideran el escenario de una autovía con uno o unos pocos carriles paralelos. Todos los vehículos se desplazan en la misma dirección. En la primera propuesta,

el coche que transmite el mensaje decide cuál es el siguiente retransmisor, y lo indica incluyendo en el mensaje de datos el identificador de su vecino más lejano (en la dirección de propagación broadcast). Esto asume que el resto de vehículos que se hallan entre los dos no necesitan retransmitir. Esta aproximación no es confiable porque el vecino que se selecciona como retransmisor podría no estar alcanzable cuando la fuente emite el mensaje, ya que la conectividad entre ambos fue establecida en un intercambio de beacons anterior. Esta situación detendría de forma prematura el proceso de inundación. En la segunda solución, la selección del próximo retransmisor se realiza en los receptores. El vehículo que transmite añade su propia posición al mensaje broadcast. Los receptores retrasan la retransmisión durante un tiempo de *back-off* que es inversamente proporcional a sus distancias con el transmisor previo. Tras recibir cualquier copia del mismo mensaje, los receptores descartan aquellos vecinos que han debido recibir la misma transmisión (basándose en sus estimaciones de la localización de sus vecinos en el momento de la transmisión). Al finalizar el tiempo de back-off, un vehículo retransmite sólo si cree que al menos uno de sus vecinos no ha sido cubierto por ninguna de las copias recibidas. En escenarios con un solo carril en la autovía, el siguiente retransmisor es normalmente el coche más lejano del transmisor actual, entre todos aquellos vehículos que recibieron el mensaje. Una variante de este esquema se ha propuesto para implementar prevención cooperativa de accidentes (CCA, *Cooperative Collision Avoidance*) [3].

Otras variantes del esquema anterior delegan en el nivel MAC para mejorar la tarea de broadcasting en redes vehiculares. Así, el protocolo *Urban Multi-hop Broadcast* (UMB) [6] es una solución basada en 802.11 destinada a reducir los problemas de tormenta broadcast (*broadcast storm*) y terminal oculto (*hidden node*), al mismo tiempo que maximiza la confiabilidad. La tormenta broadcast se minimiza al sólo permitir la retransmisión del mensaje al vehículo más lejano que lo recibe. Para ello, tras decodificar de forma satisfactoria un mensaje, los vehículos emiten una señal *black-burst* cuya duración es directamente proporcional a la distancia entre emisor y receptor. Cuando esta transmisión acaba, el vehículo escucha el medio para comprobar si otros vecinos están transmitiendo el black-burst todavía. Si no, ese vehículo es el más lejano del emisor y retransmite el mensaje. El problema de terminal oculto se trata añadiendo un nuevo intercambio *request-to-broadcast* (RTB) / *clear-to-broadcast* (CTB), similar al intercambio que define 802.11 para mensajes unicast. Además, se espera aumentar la confiabilidad del protocolo por medio de mensajes de asentimiento explícitos (ACKs, también como en unicast). UMB está diseñado para escenarios urbanos densos, con intersecciones y calles en distintas direcciones. A lo largo de cada calle tiene lugar un broadcasting direccional en la dirección de propagación del mensaje. El protocolo asume que en cada intersección se ha desplegado un repetidor, iniciando así un nuevo broadcasting direccional por cada de las calles que convergen en ese punto. Existe también una versión del protocolo que sustituye los repetidores por los vehículos que cruzan en ese momento la intersección [7], eliminando así la necesidad de desplegar infraestructura.

Fracchia y Meo [4] diseñaron y analizaron un sencillo protocolo para la diseminación de avisos de seguridad en carretera. El análisis se realiza sobre una distribución unidimensional de vehículos en dos carriles paralelos. Cada vez que un vehículo dentro del área de seguridad recibe un nuevo mensaje de aviso, éste decide, con probabilidad α , actuar como retransmisor. Los vehículos que se encuentran fuera del área de seguridad, aunque reciban el mensaje, no lo retransmiten. Para incrementar la confiabilidad del servicio, se inician varias rondas de ciclos broadcast. Sin embargo, esto incrementa el número de transmisiones y deja abierta la cuestión de qué vehículo es el que debe iniciar un nuevo ciclo.

En [19] se proponen tres técnicas probabilistas y basadas en temporizador de supresión de mensajes broadcast para redes vehiculares bien conectadas. Su objetivo es minimizar el conocido problema de la tormenta broadcast. En el esquema de *p-persistencia ponderada*, al recibir un mensaje del nodo i , el nodo j lo retransmite con probabilidad $p_{ij} = D_{ij}/R$ si lo ha recibido por primera vez, y lo descarta de en otro caso, donde D_{ij} es la distancia entre i y j , y R es el radio de transmisión. El nodo debe retransmitir (con probabilidad 1) si no escucha ese mismo mensaje de nuevo por al algún vecino. En el esquema de *1-persistencia ranurada*, j selecciona la ranura (*slot*) temporal $S_{ij} = N_s(1 - \lfloor D_{ij}/R \rfloor)$, donde N_s es el número máximo de ranuras. Lo retransmite (con probabilidad 1) en la ranura asignada si el mensaje fue recibido por primera vez y no ha escuchado ningún duplicado en alguna ranura de tiempo anterior; en otro caso el mensaje es descartado. Finalmente, en el algoritmo de *p-persistencia ranurada*, la retransmisión ocurre con la probabilidad predeterminada p en lugar de 1, y la retransmisión con probabilidad 1 se planifica sólo si no se ha escuchado ningún duplicado dentro de cierto límite de

tiempo. También se describen otras versiones de los algoritmos que usan la fuerza de la señal recibida (RSS, *received signal strength*) en lugar de la información de posición.

Las soluciones descritas hasta ahora fueron diseñadas para su ejecución en autovías ([2][3][4][19]) o escenarios urbanos ([6][7]). Por tanto, no se trata de protocolos integrales para redes vehiculares. Aún más sorprendente es que ninguna de estas soluciones trata el problema de las desconexiones temporales en VANET, siendo ésta una de sus principales características.

El protocolo DV-CAST (*Distributed Vehicular Broadcast*) [5] es la única propuesta que hemos encontrado en la literatura que considera de forma explícita las diferentes condiciones de conectividad que se hallan presentes en redes vehiculares. Sin embargo, el protocolo sólo puede ser aplicado en calles rectilíneas con varios carriles (como las autovías). El comportamiento de cada vehículo depende de su estado. Se dice que está en estado *bien conectado* si tiene al menos un vecino dentro de su mismo convoy en la dirección de propagación del mensaje. En ese caso, el vehículo bien conectado ejecuta alguna de las técnicas de supresión broadcast descritas en [19]. Por su parte, se dice que un vehículo opera en un régimen dispersamente conectado si es el último de un convoy de vehículos. Además, se encuentra en un *vecindario dispersamente conectado* si tiene al menos un vecino que viaja en sentido contrario. En otro caso, el vehículo está en un *vecindario totalmente desconectado*. Al recibir un mensaje, el vehículo dispersamente conectado lo retransmite de forma inmediata. Si se mueve en la misma dirección que la fuente original del mensaje, éste es entonces descartado. Si no, el mensaje es transportado hasta que expira o puede ser retransmitido de vuelta en la dirección de propagación original. Cuando el vehículo se encuentra con nuevos vecinos vuelve a transmitir el mensaje que lleva almacenado, hasta que recibe un asentimiento implícito con la retransmisión por parte de otro vehículo en la que el mensaje ha dado un mayor número de saltos. Un vehículo en modo totalmente desconectado transporta el mensaje hasta que identifica un nuevo vecino. Entonces lo retransmite con probabilidad 1 y lo descarta a continuación.

Existen una serie de problemas en el funcionamiento del protocolo DV-CAST. El algoritmo está ligado a una estructura de tráfico como el de las autovías. La noción de vecino “en la dirección de propagación del mensaje” o en “dirección opuesta” no siempre está clara, por ejemplo en escenarios de ciudad donde varias calles convergen en una intersección. Por tanto, DV-CAST no funciona en estos entornos. Más aún, el algoritmo también depende de si un vehículo dispersamente conectado se mueve en la misma dirección que la fuente original o no. Sin embargo, esto no tiene sentido en situaciones donde el vehículo origen es estático (por ejemplo tras un accidente). Finalmente, después de que un nodo retransmita un mensaje en modo totalmente desconectado, éste es eliminado y por tanto los próximos vecinos no podrán recibir este mensaje en un escenario donde todos los vehículos de la carretera estén totalmente desconectados.

3. El Protocolo AckPBSM

3.1. Visión general

Nosotros proponemos un protocolo adaptable de broadcast, AckPBSM, que es apropiado para un amplio rango de condiciones de movilidad. El principal problema al que un protocolo broadcast se enfrenta es su adaptabilidad a las muy distintas configuraciones de vehículos que aparecen en escenarios reales. Se debería conseguir una alta cobertura de la red con el mínimo coste de transmisiones que sea posible, tanto si la red es extremadamente densa (por ejemplo en grandes ciudades a hora punta) o altamente desconectada (por ejemplo en carreteras rurales). También debería ser funcional ante la presencia de coches con variedad de velocidades de forma simultánea: estáticos en un semáforo, movilidades altas y moderadas, o diferentes velocidades en carriles diferentes.

AckPBSM es un protocolo que sólo usa información local, y está basado en la aplicación de los conceptos CDS y NES sobre la información de vecindario disponible en el momento actual. Así, al contrario que en otros métodos, dos nodos no retransmiten un mensaje cada vez que se descubren como nuevos vecinos. Además, los vehículos no siempre retransmiten la primera vez que reciben un mensaje, como ocurre en un protocolo de inundación ciega (*blind flooding*). Esto crearía un intercambio excesivo en redes densas sin cambios topológicos o con cambios lentos, como es el caso de los atascos. En estas redes la base de conocimiento local se preserva mientras la tarea de broadcasting está en progreso, y por tanto

las retransmisiones pueden ser llevadas a cabo sólo por aquellos nodos que forman parte de la estructura del CDS y que aún tienen vecinos con la necesidad de recibir el mensaje. Más aún, nuestra solución no depende de valores umbral y proporciona una transición suave del comportamiento del protocolo según el dinamismo de la red. El protocolo se comporta de forma que se preserva la tasa de éxito en la cobertura de los nodos de la red, mientras que al mismo tiempo reduce la tasa de transmisiones (número total de mensajes enviados).

Los vehículos intercambian mensajes beacon periódicos para actualizar su conocimiento acerca de la topología local. La posición del emisor se incluye dentro de dichos beacon. Con esta información se calcula una estructura CDS tras cada ronda de intercambio de beacons. El nodo origen transmite el mensaje. Al recibirlo por primera vez, cada vehículo inicializa dos listas: R , que contiene todos los nodos que deben haber recibido el mensaje (según la información de topología local); y N , con aquellos vecinos que aún lo necesitan. Entonces, cada receptor establece un tiempo de espera. Si no forma parte del CDS el tiempo de espera es mayor, de modo que aquellos del CDS reaccionan primero. Por cada una del resto de copias recibidas, así como por el propio mensaje enviado, cada vehículo actualiza R , N y su tiempo de espera. Al final de la espera un nodo transmite si N es no-vacía. En cualquier caso, el mensaje se almacena hasta que expira. N se actualiza por cada beacon recibido. Los nodos que han dejado de ser vecinos a un salto son eliminados de la lista, mientras que los nuevos vecinos que no se encuentren en R se añaden. Independientemente de las decisiones previas, todos los nodos que hayan recibido el mensaje broadcast comprueban si N se vuelve no-vacía. En ese caso se inicializa un nuevo tiempo de espera. Aquellos vehículos que no se encuentran en el CDS también inician su propio tiempo de espera si N sigue siendo no-vacía. Adicionalmente, los beacon periódicos contienen asentimientos de los mensajes broadcast recibidos. Tan pronto un vecino anuncia la recepción del mensaje, éste es incluido en R . De esta forma, vecinos que se descubren por primera vez por medio de un beacon, pero que ya recibieron previamente el mensaje, no provocan nuevas retransmisiones. Por el contrario, aquellos nodos que fueron añadidos a R porque deberían haber recibido el mensaje, pero que no lo hicieron realmente, son eliminados de R e introducidos en N . Los nuevos vecinos que no asienten el mensaje también son insertados en N . Esto puede causar nuevas retransmisiones hasta que todos los destinatarios del mensaje obtienen una copia.

Antes de proporcionar los detalles algorítmicos de AckPBSM, vamos a ilustrar el comportamiento del protocolo con un ejemplo. Dado el escenario representado en la Fig. 1, el vehículo a genera un mensaje broadcast que es primeramente almacenado en a (por si aparecen en el futuro nuevos vecinos que necesiten el mensaje), y entonces transmitido y recibido por b, c, d . Los receptores establecen un tiempo de espera que es menor si el vehículo pertenece al CDS. Supongamos que d está en el CDS, de forma que retransmite primero. Los vehículos b y c cancelan su retransmisión porque todos sus respectivos vecinos han sido cubiertos por el envío de d , y por tanto no tiene sentido transmitir de nuevo. Los vehículos e y f han recibido ahora el mensaje. Sin embargo, ninguno de ellos tiene vecinos por cubrir, por lo que no tienen lugar más transmisiones. Durante este proceso los receptores asienten la recepción del mensaje. En caso de que alguno de ellos no fuese capaz de recibirlo, sus vecinos detectarían esta situación debido a la falta del asentimiento en los beacon periódicos, dando lugar a la repetición de los pasos anteriores hasta que el vehículo quedase cubierto.

Ahora el vehículo a acelera y adelanta los vehículos $b-f$. En el caso de PBSM, el protocolo provocaría nuevas transmisiones porque a debe cubrir sus nuevos vecinos e y f (lo mismo en sentido inverso, de e y f hasta a). Sin embargo, estas transmisiones son redundantes porque todos los vehículos recibieron el mensaje con anterioridad. AckPBSM ahorra estos reenvíos porque los beacon contienen el asentimiento del mensaje, y por tanto los nuevos vecinos no son considerados para ser cubiertos. La situación que muestra la Fig. 1 es muy común cuando se tienen en cuenta los patrones de movilidad de los vehículos, además de otras configuraciones similares (por ejemplo cuando un vehículo lento está siendo adelantado por un convoy de vehículos rápidos, cuando los vehículos abandonan un convoy y se unen a él más tarde debido a paradas en intersecciones o semáforos, etc.).

3.2. Detalles del protocolo

A continuación proporcionamos los detalles algoritmos para la realización del protocolo descrito. Los vehículos emiten mensajes beacon periódicos para obtener información de topología local. Tras

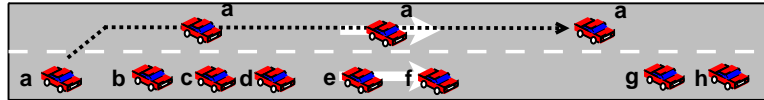


Figura1. Escenario vehicular común. El vehículo a adelanta a los vehículos $b - f$.

cada intercambio, esta información se usa para determinar en cada vehículo si forma parte del CDS o no. Además, aumentamos los beacon con los identificadores de los mensajes broadcast que han sido recibidos recientemente. Éstos sirven como asentimientos explícitos de recepción, y son incluidos mientras el mensaje no expire.

Sea x el vehículo bajo consideración. Por cada mensaje broadcast, los vehículos establecen dos listas: R y N . R consiste en aquellos vecinos de x que ya deben haber recibido el mensaje (según el conocimiento de x de su topología local). N contiene el resto de vecinos a un salto de x .

Existe una función to_{ev} que asigna un tiempo de espera a cada vehículo antes de una posible retransmisión. El valor devuelto por to_{ev} es proporcional a $1/|N|$, siendo $|N|$ el número de elementos en N , y depende de si x pertenece actualmente al CDS o no (menor tiempo de espera si x está en el CDS).

Además, siempre que se inserta en R un nuevo vecino (excepto la fuente de un mensaje nuevamente recibido), x inicializa un tiempo to_{ack} asociado a dicho vecino. El objetivo es esperar el asentimiento de recepción. El valor devuelto por to_{ack} es una constante mayor que el intervalo de beacons (ya que los asentimientos se reciben por esta vía). Si to_{ack} expira y no se ha recibido el asentimiento, el vecino correspondiente es eliminado de R e insertado en N (o eliminado si ya no se tiene constancia de dicho nodo). Esto puede causar la reactivación de to_{ev} si N estaba vacía antes de la inserción del nuevo elemento. Si to_{ev} ya estaba activo, el tiempo de espera se actualiza acorde al nuevo valor de $|N|$.

La fuente de datos añade todos sus vecinos conocidos a R y envía el mensaje broadcast generado. Los tiempos de espera to_{ack} correspondientes son inicializados. Tras recibir el mensaje broadcast, x incluye en R al emisor y a todos los vecinos del emisor conocidos (e inicia los tiempos de espera to_{ack} asociados), ya que ellos deben haber recibido también el mensaje. Del mismo modo, dichos vehículos son eliminados de N . El resto de vecinos de x que no están directamente conectados con el emisor son insertados en N . En el caso de que N se quede vacía ($|N| = 0$), x cancela to_{ev} y decide no retransmitir. En efecto, esto significa que todos los vecinos de x han sido ya cubiertos por las retransmisiones de otros vehículos. En otro caso, si $|N| > 0$ entonces se actualiza to_{ev} . Cuando to_{ev} expira, si $|N| > 0$ x retransmite el mensaje y mueve el contenido de N a R (causando la activación de los tiempos de espera to_{ack}).

El vehículo x elimina de N los nodos de los que se dejan de recibir beacons, declarándolos de esta forma como desconectados. Si los nuevos vecinos a un salto que se descubren no se hallan en R , éstos son añadidos a N (causando la reactivación de to_{ev} si N estaba vacía en el instante previo). Por cada mensaje asentido por medio de un beacon emitido por el vecino b , x cancela el tiempo de espera to_{ack} asociado y añade o confirma a b en R (eliminándolo de N si fuese necesario).

3.3. Discusión

AckPBSM es un protocolo apropiado para VANETs. En primer lugar, el protocolo es escalable porque sólo necesita de información local para llevar a cabo la tarea de broadcasting. De este modo, puede ser ejecutado en grandes redes vehiculares con miles de nodos. Esta información local se obtiene gracias a los mensajes beacon. Sin embargo, no se incrementa la sobrecarga de mensajes porque dichos beacon son necesitados por las aplicaciones de seguridad en carretera, y son obligatorios según estándares en desarrollo como DSRC [20]. La única sobrecarga adicional viene dada por la inclusión de asentimientos de mensajes broadcast en el beacon, ya que la posición del emisor se incluye por defecto. Sin embargo, veremos en la Sección 4 que esta ligera sobrecarga merece la pena dado el ahorro en retransmisiones redundantes.

Para minimizar el número de envíos de mensajes broadcast, al mismo tiempo que se preserva la confiabilidad, AckPBSM crea una estructura broadcast basada en una heurística CDS. Los vehículos en el CDS retransmiten antes que los demás. Además, también emplea la técnica NES para reducir más aún

el número de transmisiones redundantes. Este esquema se ajusta perfectamente a escenarios vehiculares como centros urbanos con intersecciones. Aquellos vehículos emplazados en un cruce y que son los únicos que proporcionan conectividad con otros vehículos en las calles adyacentes, serán seleccionados como dominantes y por tanto retransmitirán para propagar el mensaje broadcast a lo largo de esas calles (véase la Fig. 2). Nótese que los protocolos específicos de VANET en los que la selección del siguiente emisor se basa en el concepto de progreso desde el transmisor [2][3][19], fallan a la hora de soportar este escenario. En la figura, si el vehículo c recibe la transmisión de s y retransmite primero (ya que está más lejos de s que b), los vehículos a, f emplazados en las calles adyacentes no recibirían el mensaje. Otras propuestas [6][7] necesitan gestionar este caso de forma explícita, iniciando nuevos broadcasts direccionales.

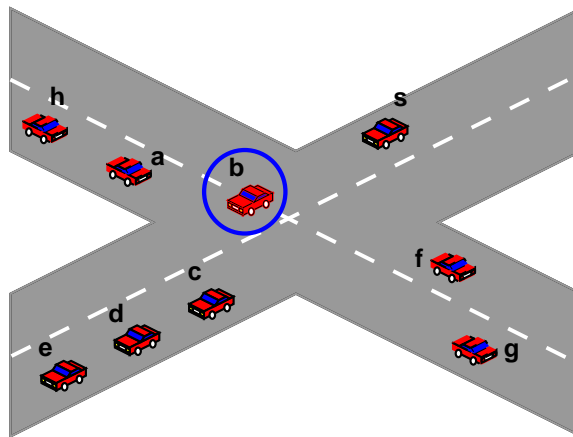


Figura2. Intersecciones en escenarios vehiculares. El vehículo s inicia la tarea broadcast. En AckPBSM, b se usa como retransmisor y el mensaje se propaga por todas las calles adyacentes. Las propuestas basadas en mayor progreso seleccionarían c como retransmisor, y el mensaje sólo se propagaría por la calle actual.

Al introducir los asentimientos en los mensajes beacon, cada vehículo puede actualizar sus listas R y N en consecuencia. El objetivo es doble: reducir la redundancia y mejorar la confiabilidad en redes con pérdidas. Para reducir la redundancia, los vehículos no intentan cubrir un vecino con una nueva retransmisión si éste ya ha asentido la recepción del mensaje. Debido a los patrones de movilidad tan particulares de las redes vehiculares, esta característica del protocolo es importante porque ahorra muchas retransmisiones.

El modelo UDG dice que dos nodos u, v son vecinos y pueden por tanto comunicarse directamente el uno con el otro si y sólo si $distancia(u, v) \leq r$, siendo r el radio del rango de comunicación. Sin embargo, en la práctica hay muchos factores que influyen en la recepción de una señal inalámbrica (atenuación, trayectorias multi-camino, interferencias, etc.). Así, un vehículo b que ha sido detectado como vecino por la recepción de sus beacon, podría no poder decodificar correctamente el mensaje broadcast aunque se le enviase inmediatamente después. En este caso, los vecinos de b no recibirían el asentimiento correspondiente y AckPBSM lo consideraría de nuevo como un nodo a cubrir con una retransmisión. En otras palabras, el protocolo PBSM actualiza las listas R y N asumiendo de forma implícita el modelo UDG. Al incluir los asentimientos en AckPBSM, “protegemos” al protocolo de esta suposición, ya que las pérdidas de mensajes son esperadas. Esto permite que AckPBSM funcione bien en redes reales.

Finalmente, y de forma contraria a protocolos como DV-CAST, nuestra solución no necesita determinar el régimen de tráfico en el que se encuentra el vehículo. Esta simplicidad nos proporciona una gran ventaja, ya que al no haber múltiples estados internos diferenciados, es menos probable que el protocolo falle debido a situaciones no contempladas.

4. Evaluación del Rendimiento

Hemos realizado diversos tests para evaluar el rendimiento del protocolo AckPBSM. El trabajo de simulación se ha llevado a cabo con *The Network Simulator ns-2*¹, versión 2.33. Junto a AckPBSM, hemos implementado el algoritmo DV-CAST y dos variantes de PBSM: PBSM-2t, que usa información topológica a dos saltos como se describe en [18]; y PBSM-1p, que emplea información de posición a un salto. PBSM-1p, PBSM-2t y AckPBSM implementan la heurística de construcción de CDS descrita en [8]. Hemos empleado los identificadores únicos de los vehículos como claves para el CDS. En AckPBSM, cada mensaje que se recibe correctamente es asentido mientras éste se encuentra en el buffer del vehículo (120 seg). El tiempo to_{ev} se calcula como $0,25/|N|$ segundos si el nodo está en el CDS, $0,25 \cdot (1 + 1/|N|)$ en otro caso. Por su parte, to_{ack} se fija a 1,6 segundos. Para DV-CAST, nuestra implementación utiliza como técnica de supresión broadcast el algoritmo de p -persistencia ponderada. El resto de esquemas basados en ranuras temporales no han sido evaluados porque, tal y como reconocen los propios autores, dependen de parámetros que son difíciles de ajustar en la práctica [19]. Para determinar el estado en el que opera el vehículo, DV-CAST emplea conceptos como la dirección de propagación del mensaje, la posición de un vehículo dentro de un convoy, y la presencia de vecinos en la misma dirección o la opuesta [5]. Por desgracia, el artículo no proporciona los detalles de implementación para obtener dicha información. Nuestra solución consiste en incluir en los beacon periódicos la posición del emisor y su dirección. Además, aumentamos los mensajes de datos con una cabecera de red que indica la posición y dirección de la fuente, así como la posición del último retransmisor (el salto previo). Con esto es suficiente para derivar en qué estado opera un vehículo.

Consideramos escenarios y movimientos específicos de redes vehiculares en dos configuraciones diferentes, en concreto una autovía y un centro urbano. Para crear estos escenarios y generar las trazas de movilidad de los vehículos, hacemos uso del paquete de simulación microscópica de tráfico en carretera SUMO². Esta herramienta nos permite simular situaciones vehiculares comunes como adelantamientos y paradas en intersecciones. Esto nos lleva a escenarios de conectividad intermitente y distribución no-uniforme de vehículos. En cada escenario definimos varias rutas que son seguidas por los vehículos. SUMO inyecta coches en cada ruta de acuerdo con una tasa de tráfico dada, medida en vehículos inyectados por segundo. Para obtener un amplio rango de conectividad de red, hemos variado la tasa de inyección de tráfico por ruta desde 1/75 a 1/5 vehículos por segundo. Cuanto mayor sea esta tasa, mayor será la densidad de la red. En el escenario urbano hemos definido más rutas, por lo que una menor tasa (1/15) genera una densidad de red comparable a la de la autovía con una mayor tasa (1/5). Algunas de las figuras y tablas que aparecen en esta sección están etiquetadas con el recíproco de esta tasa, es decir, con el intervalo entre la inyección de vehículos consecutivos (de 75 a 5 segundos). Dos tipos de coches han sido simulados, con velocidades máximas de 50 y 80 km/h.

La Tabla 1 resume los parámetros de simulación. El *intervalo de beacon* se refiere al tiempo entre beacons consecutivos, y ha sido establecido como se especifica para *Cooperative Awareness Messages* (CAM). La información adquirida se considera válida durante la *validez de beacon*. Cada ejecución consiste en una tarea broadcast. El mensaje tiene un *payload* de 500 bytes y un tiempo de vida de 120 segundos, tras los cuales es descartado. Los resultados muestran el valor medio de 20 ejecuciones independientes, junto con un intervalo de confianza del 95%. Para cada experimento, hemos evaluado tres configuraciones diferentes de bajo nivel (MAC, PHY y modelos de propagación de señal), desde condiciones ideales hasta simulaciones bastante realistas:

1. Modelo UDG. Los coches emplean niveles ideales de acceso al medio y físicos. Así, no se tienen en cuenta colisiones ni interferencias de otras transmisiones. El modelo de propagación de señal inalámbrica es el *two-ray-ground*, configurado para proporcionar un rango de comunicación fijo de 250 metros. Por tanto, esta configuración es equivalente al modelo UDG con radio de transmisión $r = 250$.

¹ <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>

² <http://sumo.sourceforge.net/>

2. Modelo IEEE 802.11p con propagación de señal determinista (802.11p – TRG). Las capas MAC y PHY corresponden a las descritas en la enmienda para redes vehiculares del estándar 802.11. La implementación se describe en [21], y ha sido actualizada con los últimos parches disponibles³. En este caso, las colisiones y los niveles SINR (*Signal to Interference-Noise Ratio*) cuentan a la hora de determinar si una trama puede ser correctamente decodificada o no. Sin embargo, seguimos utilizando el modelo determinista *two-ray-ground* (rango fijo de 250 metros).
3. Modelo IEEE 802.11p con propagación de señal no-determinista (802.11p – Nak). Los modelos de propagación deterministas no son capaces de capturar algunas características de la propagación de señales inalámbricas como el debilitamiento multi-camino [22][23]. Para solucionar este problema, esta última configuración hace uso del modelo de propagación no-determinista de Nakagami, que ha sido ajustado según una serie de experimentos llevados a cabo en una autovía real [24]. La potencia de transmisión se ha establecido de forma que un modelo determinista proporcionase un rango de comunicación de 250 metros. Sin embargo, la probabilidad de recepción es menos que 1 para distancias menores de 250 metros, y mayor que 0 para distancias mayores de 250 metros.

Tabla 1. Parámetros de simulación en escenarios vehiculares.

Tiempo de Simulación	120 seg (tras periodo de estabilidad)
Tasa de Tráfico	[1/75, 1/60, 1/45, 1/30, 1/15, 1/5] veh/seg/ruta
Velocidad Máxima	50 y 80 km/h
Intervalo de Beacon	0.5 seg
Validez de Beacon	1.5 seg

Nos centramos en tres métricas diferentes:

- Confiabilidad (*reliability*). Se define como el ratio entre el número de vehículos que reciben el mensaje broadcast y el número total de ellos que lo podrían haber recibido: $Rel = N_{recv}/N_{total}$, $Rel \in [0, 1]$. Nótese que, probablemente, no cada nodo simulado puede recibir el mensaje inundado porque algunos de ellos pueden permanecer particionados con respecto a la fuente. Para subsanar este problema, medimos N_{total} en cada simulación como sigue. Hemos implementado y simulado con niveles MAC y PHY ideales una variante del protocolo *hyper-flooding* [25]. El número de nodos cubiertos N_{recv} que se obtiene en estas simulaciones, pasa a ser el límite superior N_{total} para el resto de protocolos.
- Número de transmisiones por vehículo involucrado. Esta métrica muestra la eficiencia del protocolo. Dada la misma confiabilidad, se dice que un protocolo es más eficiente que otro si necesita menos transmisiones para completar la tarea broadcast. El número de vehículos involucrados N_{total} se ha calculado como se explicó anteriormente.
- Sobrecarga de control por vehículo. Dado que los protocolos usan información local, la sobrecarga viene dada por el intercambio periódico de mensajes beacon. Nuestra implementación de DV-CAST también añade información en forma de una cabecera extra en los mensajes de datos. Esta métrica muestra el número total de bytes dedicados a información del protocolo dividido entre el número de vehículos simulados (en cada ejecución).

4.1. Escenario en autovía

Este escenario consiste en una autovía rectilínea de 4km con dos carriles por cada dirección, como se muestra en la Fig 3. PBSM-1p, PBSM-2t y AckPBSM proporcionan alta confiabilidad en la diseminación de mensajes broadcast en autovías (ver Tabla 2). Lo cual no es sorprendente ya que todos ellos están basados en el framework DS-NES, cuyo objetivo principal es cubrir toda la red. Entre todas las propuestas, AckPBSM consigue los mejores resultados. La menor confiabilidad que llega a ofrecer este esquema es del 94.1 % de los vehículos que podrían haber recibido el mensaje. Comparado con las variantes de PBSM, se consigue una mejora de hasta el 7%. De forma interesante, es también la propuesta

³ http://dsn.tm.uni-karlsruhe.de/english/Overhaul_NS-2.php

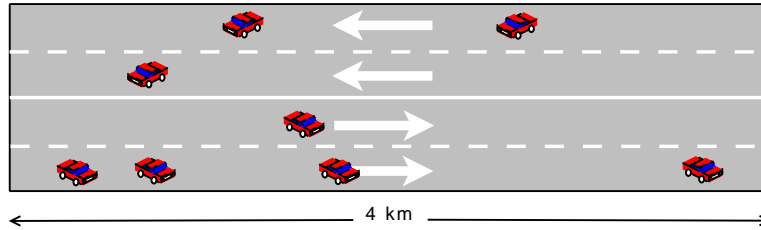


Figura3. Escenario en autopista simulado.

que se ve menos afectada por los cambios en los modelos de bajo nivel. Esto demuestra la robustez del esquema. Por otra parte, DV-CAST proporciona una fiabilidad muy pobre en redes dispersas, al tiempo que sólo cubre el 75-85% de los vehículos en los escenarios con las tasas de tráfico más altas. La razón es que el protocolo no prevé movimientos comunes de los vehículos como adelantamientos. Por ejemplo, volvamos de nuevo a la Fig. 1. Asuma que el vehículo f inició la tarea broadcast y el mensaje se ha propagado hacia atrás hasta a (tras aplicar la técnica de supresión broadcast). Todos los vehículos están en el estado inicial excepto a , que tiene la responsabilidad de retransmisión en ese momento. Entonces, a acelera y adelanta al resto de vehículos, propagándoles a ellos el mensaje y yendo al estado inicial. Según DV-CAST [5], los receptores descartan el mensaje por considerarlo duplicado y se pierde así la custodia del mensaje. Nadie transmitirá de nuevo el mensaje, incluso cuando aparecen los nuevos vecinos g, h . Este problema se deriva de los diferentes estados en que opera DV-CAST dependiendo del régimen de tráfico que detecta el vehículo, ya que es complicado prever cada posible combinación de movimientos en redes vehiculares. Nuestra propuesta no sufre este problema.

Tabla 2. Resultados de confiabilidad (%) en autopista para diferentes intervalos de inyección (seg. entre veh. inyectado por ruta). Diferentes modelos de bajo nivel: UDG / 802.11p – TRG / 802.11p – Nak.

Intervalo	75	60	45	30	15	5
PBSM-1p	99.3 / 97.6 / 89.2	98.0 / 97.1 / 95.9	98.2 / 98.1 / 94.6	100 / 100 / 100	100 / 100 / 100	100 / 100 / 100
PBSM-2t	95.1 / 95.0 / 87.0	96.9 / 95.9 / 91.1	97.8 / 97.8 / 92.5	100 / 100 / 99.9	100 / 100 / 100	100 / 100 / 100
AckPBSM	99.3 / 99.3 / 94.1	98.0 / 97.6 / 96.0	98.2 / 98.2 / 95.3	100 / 100 / 99.9	100 / 100 / 100	100 / 100 / 100
DV-CAST	22.7 / 19.8 / 16.7	26.3 / 20.2 / 20.8	21.8 / 19.2 / 20.2	71.5 / 36.1 / 63.4	72.4 / 62.1 / 72.6	77.0 / 64.2 / 85.7

La Fig. 4 muestra el número de retransmisiones en cada protocolo. Debido a la baja confiabilidad de DV-CAST, el número de mensajes que emite el protocolo es también bajo. Sorprendentemente, AckPBSM obtiene la mejor confiabilidad al coste de casi tan pocas transmisiones como DV-CAST provoca. Más aún, el número de mensajes broadcast que AckPBSM introduce en la red permanece casi constante con respecto a la tasa de vehículos simulados. Esto indica que AckPBSM es una solución apropiada como protocolo escalable de broadcasting en autopistas, ya que saca partido de los asentimientos en los beacon para reducir la redundancia en la red. Cuando un nodo contacta con un vecino por primera vez, se evitan nuevas transmisiones si dicho vecino ya había recibido el mensaje con anterioridad. Por otra parte, PBSM-1p y PBSM-2t necesitan muchas más transmisiones para conseguir alta fiabilidad, especialmente cuando el tráfico de vehículos es denso (cada nodo descubre más vecinos durante la simulación). Ya que PBSM-2t trabaja con información topológica a dos saltos, cada vehículo es capaz de introducir más nodos en su lista R que PBSM-1p. Esto se traduce en un mayor conocimiento de nodos que deben haber recibido el mensaje, y por tanto en menos reenvíos. Es interesante observar que tanto PBSM-1p como PBSM-2t necesitan más de una transmisión por vehículo involucrado en la tarea broadcast para conseguir alta confiabilidad. Sin embargo, AckPBSM se mantiene siempre por debajo de uno. Es decir, es capaz de conseguir alta fiabilidad en redes desconectadas con menos retransmisiones de las que causaría un algoritmo de inundación ciega en una red conectada.

Hasta ahora, los resultados de simulación muestran que AckPBSM puede obtener la más alta confiabilidad con el menor número de transmisiones. Aún más importante, la tendencia en la redundancia del protocolo es la de permanecer casi constante conforme la densidad de la red cambia. Así, AckPBSM escala bien con respecto a este parámetro. También hemos investigado la sobrecarga de control intro-

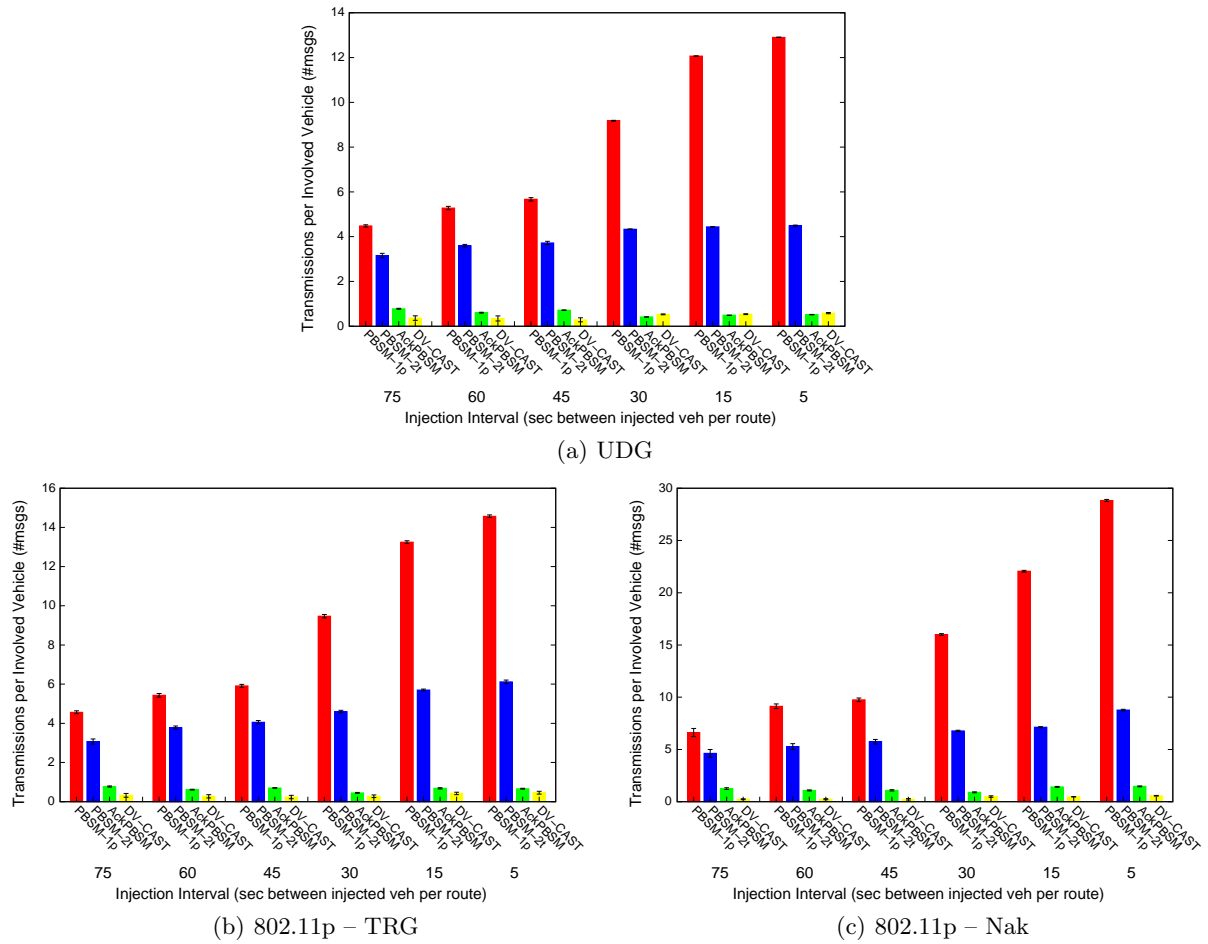


Figura4. Número total de transmisiones de datos en autovía. Intervalo de confianza del 95 % dibujado a lo largo del eje Y.

ducida por los mensajes beacon periódicos en cada protocolo. La Fig. 5 dibuja los valores de esta métrica para diferentes intervalos de inyección de tráfico. En general, PBSM-1p proporciona la menor sobrecarga porque sólo introduce la posición del emisor dentro de cada beacon. La de AckPBSM es ligeramente superior, ya que también necesita introducir un identificador por cada mensaje broadcast recibido. Nuestra implementación de DV-CAST es más pesada ya que la dirección de los vehículos también se indica en cada beacon. Además, también hay información de control en cada mensaje de datos. Por último, la máxima sobrecarga viene de la mano de PBSM-2t, puesto que lista todo el vecindario a un salto en cada intercambio de beacons.

4.2. Escenario urbano

Para simular una sección de un escenario urbano, hemos empleado una cuadrícula cuadrada como la que se muestra en la Fig. 6. Cada calle tiene dos carriles en direcciones opuestas. Los vehículos deben pararse en las intersecciones cuando otros están cruzando, de forma que los atascos son mayores aquí que en el escenario de autovía.

No hemos incluido DV-CAST en este conjunto de simulaciones porque no está diseñado para escenarios urbanos con intersecciones. Resultados de simulación previos confirman esta afirmación, como puede verse en [10] (adjunto en el Anexo I). Como era de esperar, la Tabla 3 muestra de nuevo que las propuestas basadas en DS-NES son muy confiables. Entre todas, AckPBSM destaca como la más fiable. En el escenario con menor densidad (75 segundos entre vehículo inyectado) y modelos de bajo nivel más

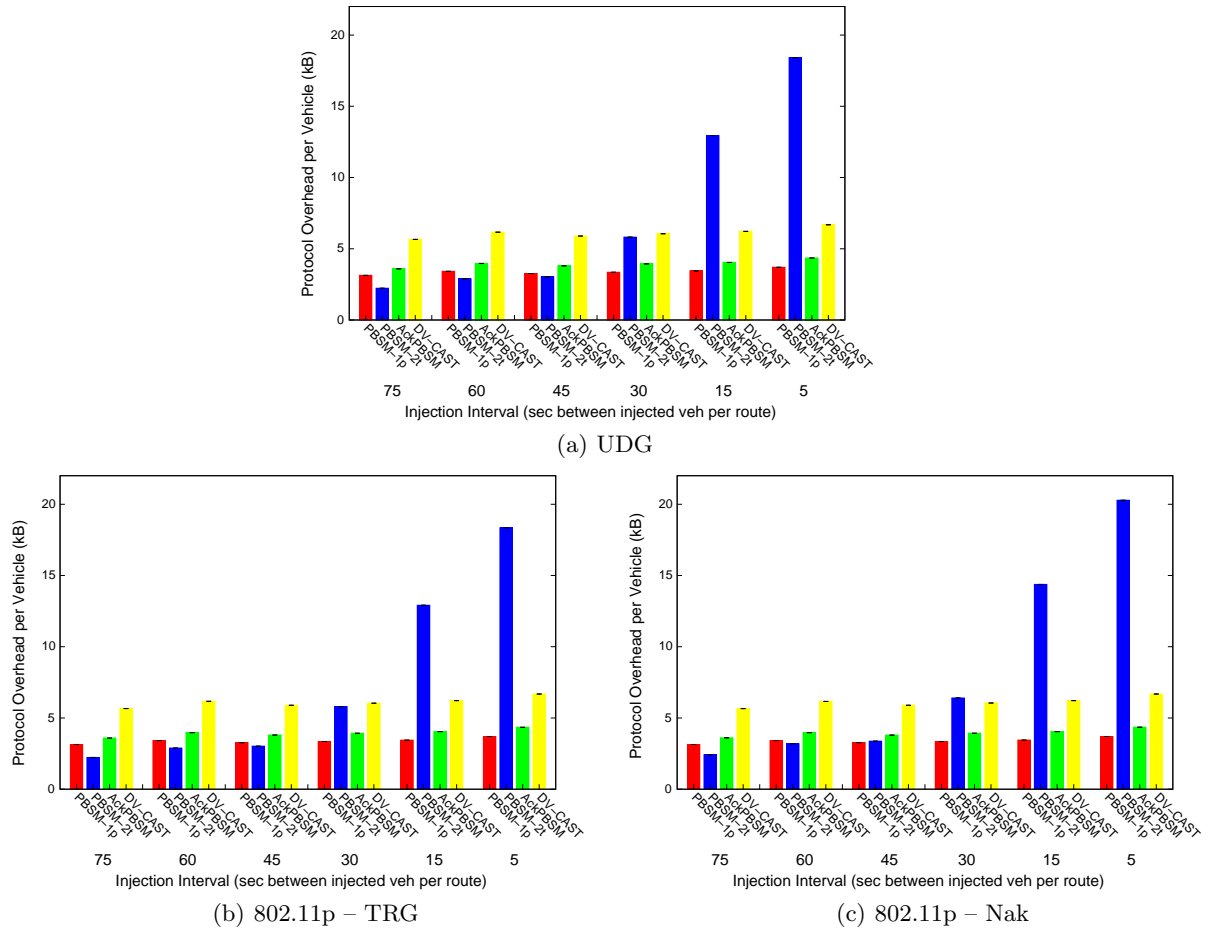


Figura5. Sobrecarga de control total (kBytes) en autovía. Intervalo de confianza del 95% dibujado a lo largo del eje Y.

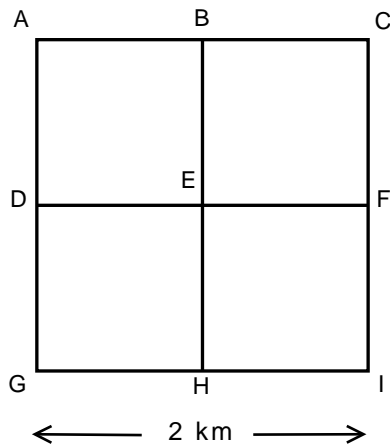


Figura6. Escenario urbano simulado.

realistas (802.11p con propagación Nakagami), la fiabilidad de todos los algoritmos cae aproximadamente al $70 \pm 6\%$. Esto se explica porque a baja densidad de vehículos causa que hayan pocos contactos entre ellos. Cuando el protocolo decide transmitir el mensaje, el receptor podría no decodificarlo correctamente en ese momento y la oportunidad de retransmisión se perdería. Este efecto está íntimamente relacionado con la aleatoriedad implícita en la potencia de señal recibida en el modelo de propagación de Nakagami.

Tabla 3. Resultados de confiabilidad (%) en escenario urbano para diferentes intervalos de inyección (seg. entre veh. inyectado por ruta). Diferentes modelos de bajo nivel: UDG / 802.11p – TRG / 802.11p – Nak.

Intervalo	75	60	45	30	15
PBSM-1p	100 / 100 / 75.1	99.1 / 100 / 96.4	100 / 100 / 99.1	100 / 100 / 99.9	100 / 100 / 100
PBSM-2t	100 / 100 / 63.6	97.8 / 96.6 / 95.7	100 / 100 / 94.5	100 / 99.7 / 99.7	100 / 100 / 100
AckPBSM	100 / 100 / 72.7	100 / 100 / 98.2	100 / 100 / 99.6	100 / 100 / 100	100 / 100 / 100

Siguiendo la misma tendencia que en experimentos anteriores, AckPBSM es el protocolo menos redundante (Fig. 7) al tiempo que sólo incrementa ligeramente la sobrecarga del protocolo PBSM-1p (véase Fig. 8). Como ocurría en el caso de la autovía, el número de retransmisiones en AckPBSM permanece por debajo de uno. Por tanto, emite menos mensajes que el número máximo de receptores potenciales, incluso en redes inconexas.

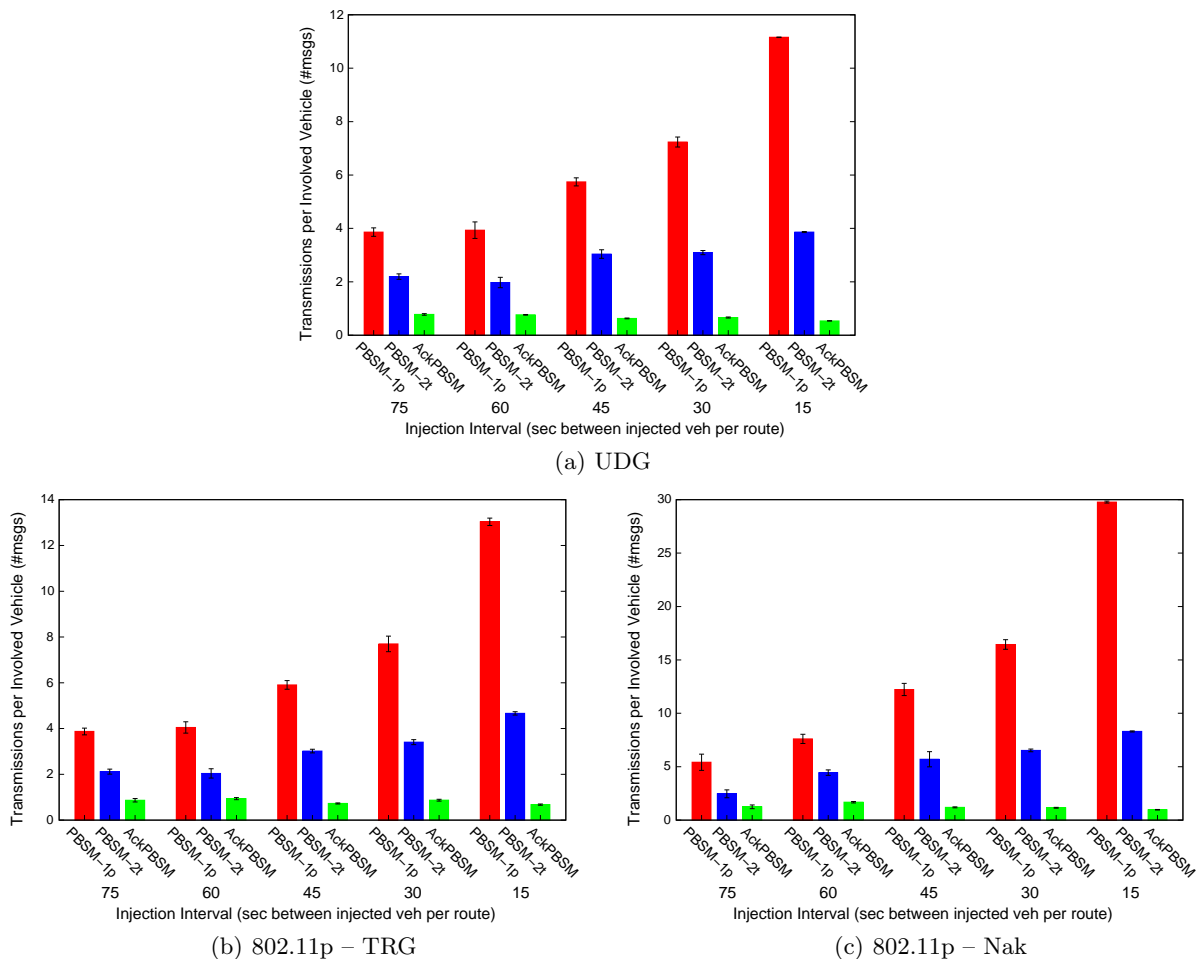


Figura7. Número total de transmisiones de datos en escenario urbano. Intervalo de confianza del 95% dibujado a lo largo del eje Y.

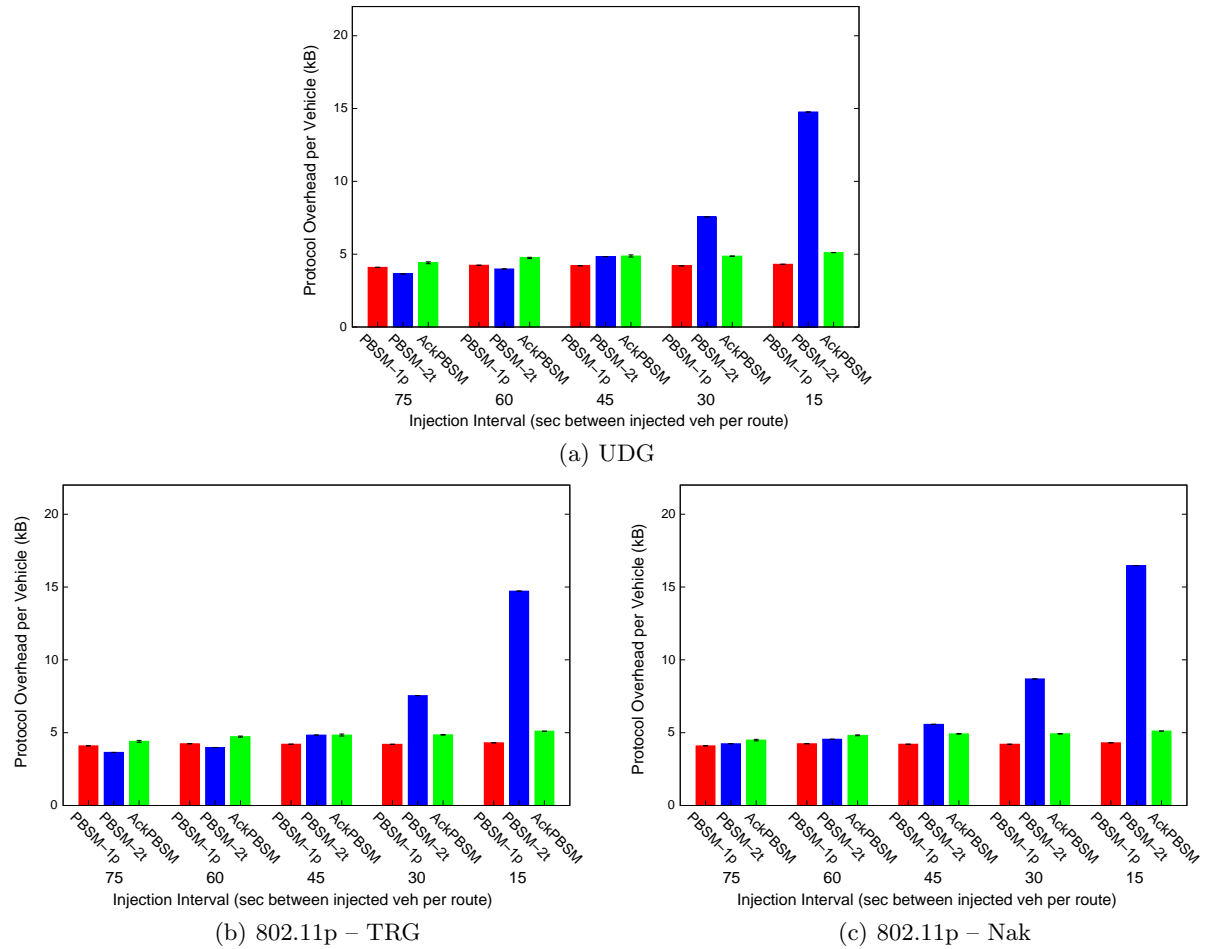


Figura8. Sobrecarga de control total (kBytes) en escenario urbano. Intervalo de confianza del 95 % dibujado a lo largo del eje Y.

5. Conclusiones y Trabajo Futuro

En este documento hemos descrito y analizado AckPBSM, un protocolo de broadcast basado en información local para redes ad-hoc vehiculares. Dicho protocolo se construye sobre el framework DS-NES de broadcasting eficiente y confiable, y utiliza de forma implícita el paradigma almacena-transporta-transmite (*store-carry-forward*) típico de los mensajes tolerantes al retardo. El algoritmo emplea información de posición del vecindario a un salto, así como asentimientos de los últimos mensajes broadcast recibidos, para mejorar tanto la eficiencia como la confiabilidad del protocolo.

Por medio de un completo estudio basado en simulación, hemos evaluado AckPBSM en redes VANET desplegadas en autopistas y centros urbanos. Se han tenido en cuenta diferentes grados de movilidad y densidades de red. Además, se han considerado diferentes modelos de tecnologías inalámbricas, desde condiciones ideales hasta simulaciones realistas basadas en 802.11p. Se ha mostrado que el algoritmo propuesto mejora con creces al protocolo DV-CAST, diseñado específicamente para el entorno vehicular. Del mismo modo, AckPBSM reduce de manera drástica el número de transmisiones necesarias para alcanzar alta confiabilidad con respecto a dos variantes del protocolo PBSM. Esto se consigue gracias al uso de asentimientos de mensajes broadcast incluidos en beacon periódicos. Por tanto, nuestra propuesta se ha mostrado como un protocolo muy robusto y confiable, que minimiza el número de transmisiones necesarias para completar una tarea broadcast. De hecho, AckPBSM consigue entregar los mensajes a todos los nodos de la red con mucho menos de una transmisión por vehículo, incluso en redes altamente inconexas. Esto es especialmente interesante dado que otras propuestas anteriores para redes muy móviles necesitan de más de una transmisión por nodo para cubrir la red completa. Además, AckPBSM consigue

estos resultados sin introducir nuevos mensajes de control para el protocolo, simplemente añadiendo nueva información a los beacon periódicos.

Los resultados que se proporcionan en este documento son muy prometedores y alentadores. Planeamos continuar el trabajo sobre AckPBSM dentro del contexto de las VANET. Estudiaremos el grado de compatibilidad del protocolo con estándares en desarrollo como DSRC. Más aún, seguiremos investigando futuras optimizaciones para ser capaces de dar una solución integral al problema de diseminación de mensajes broadcast confiable y eficiente en redes vehiculares ad-hoc. Además, AckPBSM está siendo utilizado como protocolo de diseminación de datos dentro del proyecto MARTA⁴ (Movilidad y Automoción con Redes de Transporte Avanzadas), en el cual participamos. Por tanto, hemos realizado una implementación del protocolo para sistemas Linux y lo estamos evaluando en un *testbed* real.

Agradecimientos

El trabajo realizado en esta tesis ha sido motivado y guiado por el Dr. Pedro M. Ruiz, director de la misma. Del mismo modo, el Prof. Ivan Stojmenovic ha contribuido con sus comentarios a la versión final del protocolo propuesto. Por último, agradecer a Victor Cabrera su colaboración a la hora de generar los escenarios de movilidad con la herramienta SUMO.

Referencias

1. M. L. Sichitiu and M. Kihl. Inter-vehicle communication systems: a survey. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, Vol. 10, Issue 2, pp. 88–105, 2008.
2. M. Sun, W. Feng, T. Lai, K. Yamada, H. Okada and K. Fujimura. Gps-based message broadcast for adaptive inter-vehicle communications. *Proc. of IEEE Vehicular Technology Conference*, 52nd, Vol. 6, pp. 2685–2692, 2000.
3. S. Biswas, R. Tatchikou and F. Dion. Vehicle-to-vehicle wireless communication protocols for enhancing highway traffic safety. *IEEE Communications Magazine*, Vol. 44, Issue 1, pp. 74–82, Jan. 2006.
4. R. Fracchia and M. Meo. Analysis and design of warning delivery service in inter-vehicular networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, Vol. 7, No. 7, pp. 832–845, 2008.
5. O. K. Tonguz, N. Wisitpongphan, F. Bai, P. Mudalige and V. Sadekar. Broadcasting in VANET. *IEEE INFOCOM MOVE Workshop 2007*, Anchorage, AK, USA, May 2007.
6. G. Korkmaz, E. Ekici, F. Ozguner and U. Ozguner. Urban multi-hop broadcast protocol for inter-vehicle communication systems. *Proc. of the 1st ACM International Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks (VANET'04)*, pp. 76–85, Oct. 2004.
7. G. Korkmaz, E. Ekici and F. Ozguner. An efficient fully ad-hoc multi-hop broadcast protocol for inter-vehicular communication systems. *Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC'06)*, Jun. 2006.
8. I. Stojmenovic, M. Seddigh and J. Zunic. Dominating sets and neighbor elimination based broadcasting algorithms in wireless networks. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 13, No. 1, pp. 14–25, Jan. 2002; *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 15, No. 11, pp. 1054–1055, Nov. 2004.
9. IEEE P802.11p/D0.21, Draft Amendment to Standard for Information Technology Telecommunications and Information Exchange Between Systems LAN/MAN Specific Requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE), Jan. 2006.
10. F. J. Ros, P. M. Ruiz and I. Stojmenovic. Reliable and Efficient Broadcasting in Vehicular Ad Hoc Networks. *Proc. of IEEE 69th Vehicular Technology Conference: VTC2009-Spring*, Apr. 2009.
11. D. Simplot-Ryl, I. Stojmenovic and J. Wu. Energy efficient backbone construction, broadcasting, and area coverage in sensor networks. *Handbook of Sensor Networks: Algorithms and Architectures* (I. Stojmenovic, ed.), Wiley, pp. 343–379, 2005.
12. I. Stojmenovic and J. Wu. Broadcasting and activity scheduling in ad hoc networks. *Mobile Ad Hoc Networking* (S. Basagni, M. Conti, S. Giordano and I. Stojmenovic, eds.), IEEE Press, pp. 205–229, 2004.

⁴ <http://www.cenitmartta.org/>

13. B.Ñ. Clark, C. J. Colbourn and D. S. Johnson. Unit disk graphs. *Discrete Mathematics*, Vol. 86, Issue 1-3, pp. 165–177, 1991.
14. J. Wu and H. Li. A dominating set based routing scheme in ad hoc wireless networks. *Proc. of DIAL M*, pp. 7–14, Seattle, Aug. 1999; *Telecommunication Systems*, Vol. 18, No. 1-2, pp. 13–36, 2001.
15. F. Dai and J. Wu. Distributed dominant pruning in ad hoc networks. *Proc. of IEEE Int. Conf. on Communications (ICC2003)*, Anchorage, Alaska, 2003.
16. J. Carle and D. Simplot-Ryl. Energy efficient area monitoring for sensor networks. *IEEE Computer Magazine*, Vol. 37, No. 2, pp. 40–46, 2004.
17. W. Peng and X. Lu. On the reduction of broadcast redundancy in mobile ad hoc networks. *Proc. of ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc2000)*, Boston, USA, 2000.
18. A. A. Khan, I. Stojmenovic and N. Zaguia. Parameterless broadcasting in static to highly mobile wireless ad hoc, sensor and actuator networks. *Proc. of 22nd IEEE Int. Conf. on Advanced Information Networking and Applications (AINA2008)*, Ginowan, Okinawa, Japan, Mar. 2008.
19. N. Wisitpongphan, O. K. Tonguz, J. S. Parikh, P. Mudalige, F. Bai and V. Sadekar. Broadcast storm mitigation techniques in vehicular ad hoc wireless networks. *IEEE Wireless Communications Magazine*, pp. 84–94, Dec. 2007.
20. Standard Specification for Telecommunications and Information Exchange Between Roadside and Vehicle Systems - 5 GHz Band Dedicated Short Range Communications (DSRC) Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, Oct. 2002.
21. Q. Chen, F. Schmidt-Eisenlohr, D. Jiang, M. Torrent-Moreno, L. Delgrossi and H. Hartenstein. Overhaul of IEEE 802.11 modeling and simulation in NS-2. *Proc. of the 10th ACM/IEEE International Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM)*, pp. 159–168, Chania, Greece, Oct. 2007.
22. M. Takai, J. Martin and R. Bagrodia. Effects of Wireless Physical Layer Modeling in Mobile Ad Hoc Networks. *Proc. of ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC)*, Oct. 2001.
23. M. Torrent-Moreno, D. Jiang and H. Hartenstein. Broadcast reception rates and effects of priority access in 802.11-based vehicular ad-hoc networks. *Proc. of the 1st ACM International Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks (VANET'04)*, pp. 10–18, Oct. 2004.
24. V. Taliwal, D. Jiang, H. Mangold, C. Chen and R. Sengupta. Empirical determination of channel characteristics for DSRC vehicle-to-vehicle communication. *Proc. of the 1st ACM International Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks (VANET'04)*, pp. 88–88, Oct. 2004.
25. K. Viswanath and K. Obraczka. An adaptive approach to group communications in multi-hop ad hoc networks. *Proc. of International Conference on Networking (ICN 2002)*, Atlanta, 2002; *Proc. of IEEE Int. Symp. on Computers and Communications (ISCC 2002)*, pp. 559–566, Taormina, Italy, 2002.

Anexo I: Publicaciones

El protocolo AckPBSM fue descrito y evaluado en primera instancia en [10]. Por tanto, aparece publicado en las actas del *69th IEEE Vehicular Technology Conference: VTC2009-Spring*. Este documento es una versión extendida del artículo anterior, al que añade las siguientes contribuciones:

1. Las secciones introductorias han sido reescritas para proporcionar más contexto al lector. Asimismo, se han añadido más detalles acerca del trabajo realizado.
2. Hemos mejorado notablemente la descripción del estado del arte, incorporando nuevos protocolos y descripciones más detalladas de los mismos. En especial, se ha añadido una subsección dedicada a protocolos específicos para VANET, que han sido descritos desde un punto de vista crítico.
3. Se ha completado la descripción del protocolo AckPBSM con nuevos ejemplos de operación.
4. La contribución más importante aparece en la evaluación del rendimiento. Mientras que en [10] sólo aparecen resultados de simulación en condiciones ideales, en este documento analizamos también los resultados de los protocolos bajo simulaciones realistas con 802.11p en los niveles MAC y PHY. Más aún, consideramos una nueva métrica dentro del análisis (sobrecarga de control por vehículo) y refinamos las métricas de confiabilidad y número de mensajes transmitidos (ahora son con respecto al número de vehículos involucrados en la tarea broadcast, y no con respecto al número total de vehículos simulados).