

# Modelo Matemático del Protocolo LEMR-multichannel

## Mathematical Modeling of the LEMR-multichannel Protocol

Albeiro Cortés Cabezas , Néstor Peña Traslaviña y Miguel Labrador

### Resumen

Considerando que las actuales redes inalámbricas de sensores deben continuar siendo energéticamente eficientes, es un reto muy difícil superar las limitaciones de estas, en términos de caudal, retardo y variación de retardo para poder soportar las venideras aplicaciones multimedia. El protocolo LEMR-multichannel (*Latency, Energy, MAC and Routing*) ha sido propuesto recientemente como una solución para atacar dichas limitaciones en redes de sensores multi-saltos. LEMR-multichannel se enfoca en los problemas típicos de interferencia encontrados en redes inalámbricas e incluye un nuevo mecanismo de acceso al medio con ciclo útil adaptativo energéticamente eficiente y una estrategia de coordinación de los nodos que utiliza diferentes canales de frecuencia disponibles en los actuales radiotransmisores para incrementar el caudal de la red. Este artículo presenta un modelo analítico para calcular las métricas de desempeño más importantes de LEMR-multichannel. El modelo es validado a través de experimentos de simulación.

*Palabras clave:* Acceso al medio; caudal; retardo; redes inalámbricas de sensores.

### Abstract

It is very challenging to overcome the known limitations of the current wireless sensor networks in terms of throughput, delay, and jitter while being energy efficient, in order to support multimedia applications. Nonetheless, the LEMR-multichannel (Latency, Energy, MAC and Routing) protocol has been recently proposed as a solution to address these issues over multi-hops wireless sensor networks. LEMR-multichannel addresses the typical interference problems found in wireless networks and includes a new energy-efficient dynamic duty cycle multi-channel medium access mechanism and a coordination strategy that uses the different channels available in the single radio transceiver devices to enhance the throughput capability of the network. This paper provides an analytical model to compute the most important performance metrics of the LEMR-multichannel protocol. The model is also validated through simulation experiments.

*Key words:* MAC; Throughput; Latency; Wireless Multimedia Sensor Network.

---

1 Profesor Asociado, Facultad de Ingeniería, Universidad Surcolombiana, Calle 1 Av. Pastrana Borrero, Neiva, Colombia.  
2 Profesor Asociado, Facultad de Ingeniería, Universidad de los Andes, Carrera 1 Este No 19<sup>a</sup>-40 Bogotá, Colombia.  
3 Profesor Asociado, Departamento de Ciencias de la Computación e Ingeniería, 4202 East Av. Fowler ENB 118, Tampa, Florida 33620, EE. UU.

## 1. Introducción

La transmisión de contenidos multimedia en aplicaciones de redes inalámbricas de sensores multimedia - RISM genera una mayor demanda de ancho de banda en comparación con las aplicaciones típicas de redes inalámbricas de sensores - RIS. Esta situación se debe a que el estado del arte en RIS inicialmente no consideró el soporte de contenidos multimedia. Como un ejemplo, el radiotransmisor CC2420 (Chipcon, 2005) incluido en la mayoría de los nodos sensores actuales tales como, el IMOTE2, MICAZ y TELOSB (Crossbow Technology, 2008) entre otros, tiene una máxima capacidad de transmisión de 250 kbps. Ahora, si se incluyen las ineficiencias debidas al medio inalámbrico y las debidas a los protocolos de comunicación, la capacidad vista por las aplicaciones será considerablemente más baja que estos 250 kbps, lo cual podría no ser suficiente para soportar la transmisión de contenidos multimedia.

Recientemente el protocolo LEMR-multichannel fue propuesto con el objetivo de hacer aportes a las necesidades de desempeño en términos de caudal, retardo y variación de retardo, requeridas por las aplicaciones multimedia; además de mantener el bajo costo de los nodos sensores (Cortés *et-al.*, 2009 – 2010). Para incrementar el caudal de la red LEMR-multichannel se enfoca en los problemas típicos de interferencia encontrados en las redes inalámbricas, utilizando varios de los canales de frecuencia disponibles en el radiotransmisor CC2420 y una novedosa estrategia que coordina la inyección de paquetes en la red.

Este artículo presenta un modelo analítico del desempeño del protocolo LEMR-multichannel. El modelo permite calcular la probabilidad de transmisión, el caudal promedio, el número promedio de intentos fallidos antes de una transmisión exitosa y el tiempo promedio de servicio.

## 2. Metodología

### 2.1. El protocolo LEMR-multichannel

El protocolo LEMR-multichannel consiste de un diseño multicapa que involucra información de capa física, un mecanismo de acceso al medio basado en contención, una estrategia de coordinación de nodos, y un mecanismo de enrutamiento de paquetes; trabajando juntos para lograr transmisión con alta confiabilidad, bajo consumo de energía y bajo retardo. LEMR adopta las conocidas técnicas CCA (*Clear Channel Assessment*) y LPL (*Low Power Listening*) junto con una estrategia de sondeo de canal (*Channelpolling*), las cuales constituyen un eficiente método para ahorrar energía e involucran las capas física y de acceso al medio (Yeet-*al.*, 2006).

La estrategia de coordinación de nodos es la responsable del buen desempeño del protocolo en términos de retardo. Dicha estrategia es basada en la distancia en saltos hacia el sumidero. Para minimizar el retardo de los paquetes, colisiones, interferencia, y falsos avisos; aquellos nodos que están a  $n$  saltos del sumidero sondean el canal por un periodo  $\Delta$  después de que el canal ha sido sondeado por aquellos nodos que están a  $(n+1)$  saltos del sumidero.  $\Delta$  es el mínimo tiempo necesario para transmitir un paquete completamente. De esta manera, los nodos intermedios no tienen que esperar un periodo completo para retransmitir los paquetes hacia el sumidero.

### 2.2. Estrategia para aumentar el caudal

LEMR-multichannel asigna dinámicamente nuevos periodos de sondeo utilizando canales de frecuencia diferentes, logrando así un mayor caudal. Para minimizar el retardo y el *jitter*, cuando un nodo recibe un paquete debe retransmitirlo inmediatamente al siguiente salto (un nodo un salto más cerca al sumidero) utilizando el mismo canal de frecuencia en que lo recibió. Así entonces, el tiempo entre dos periodos de sondeo consecutivos debe ser igual a  $2\Delta$

### 2.3. Ciclo útil adaptativo

Para reducir el consumo de energía en LEMR-multichannel la idea de un temporizador de sondeo adaptativo de múltiples canales (*AMCP Timer: Adaptive Multi-channel Polling Timer*) ha sido introducida. En lugar de sondear cada canal de forma periódica se sondea sólo un canal mientras no haya tráfico en la red y se sondean

todos los canales cuando se detecte algún tráfico. Todos los nodos inician su operación de sondeo sobre el mismo canal de frecuencia, (por ejemplo, la frecuencia base). Cuando un paquete es recibido, ya sea de control o de datos, los nodos activan el *AMCP* e inician el sondeo sobre todos los canales de frecuencia. Cuando un nodo recibe un paquete y lo retransmite sobre el canal base, el nodo espera más paquetes que serán subsecuentemente enviados sobre los demás canales. Así cada nodo sondea un canal de frecuencia diferente cada  $2\Delta$  segundos durante cada ciclo. Cada vez que un paquete es recibido el *AMCP* es actualizado. Una vez el *AMCP* expira, los nodos vuelven al modo inicial, sondeando únicamente el canal en la frecuencia base.

#### 2.4. Modelo y análisis de desempeño

En esta sección se presenta un modelo analítico para estudiar el desempeño del protocolo LEMR-multichannel. El modelo ha sido inspirado en parte por el trabajo publicado por el profesor Fayed Gebali en (Gebali, 2008) y es un modelo discreto aproximado. En LEMR-multichannel los paquetes que llegan desde otros nodos para ser retransmitidos y los paquetes generados dentro del mismo nodo son puestos en una cola de espera en la capa de red para posteriormente ser pasados uno a uno a la capa de acceso al medio para ser transmitidos. La cola considerada en el modelo es de tipo FIFO (*First-In First-Out*, por sus siglas en inglés) de modo que el primer paquete en llegar será el primer paquete en ser pasado a la capa MAC para ser servido. Así entonces, cada paquete experimentará un retardo debido a un tiempo de espera en la cola de la capa de red y un tiempo de servicio en la capa MAC. En este modelo el análisis se subdividirá en dos partes, un análisis a nivel de capa MAC y un análisis a nivel de capa de red. A nivel de capa MAC se investigarán tres parámetros, la probabilidad de transmisión, el número promedio de intentos fallidos antes de lograr una transmisión exitosa, y el tiempo promedio de servicio. En la capa de red se investigará el desempeño de la cola en términos de caudal, longitud promedio de la cola y tiempo promedio de espera en la cola.

Debido a que en LEMR-multichannel cada nodo inicia su operación en múltiples canales inmediatamente después de que se ha detectado tráfico en la red, este análisis considera el caso particular de cuando un nodo tiene su temporizador *AMCP* (*AMCP timer: Adaptive Multi-channel Polling Timer*) activado. Bajo esta condición, el nodo usará un intervalo de tiempo  $\Delta$  para recibir un paquete proveniente de otros nodos e inmediatamente otro intervalo de tiempo  $\Delta$  para intentar transmitir un paquete, si hay disponibles, usando el mismo canal de frecuencia. Esto significa que para este modelo la unidad de tiempo discreta en la cual ocurren los eventos o cada paso de tiempo (*time step*) será igual a  $2\Delta$ . Adicionalmente, los nodos utilizarán un canal de frecuencia diferente durante cada paso de tiempo subsiguiente, es decir cada  $2\Delta$  segundos.

El radiotransmisor de un nodo cualquiera puede encontrarse en un momento determinado en uno de varios estados. Cuando el intervalo de tiempo  $\Delta$  utilizado para recibir paquetes desde otros nodos inicia el radiotransmisor estará en estado apagado o inactivo (*sleeping*). Después de esto, el nodo pasará a estado de sondeo (*polling*) y si detecta actividad en la red esperará por un tiempo a la llegada de un paquete que le sea transmitido. En caso de que un paquete le sea transmitido el radiotransmisor pasará a estado de recepción (*receiving*), en caso contrario el radiotransmisor pasará a estado inactivo otra vez. Cuando el intervalo usado para transmitir paquetes inicia el radiotransmisor estará también en estado apagado y si no hay paquetes para transmitir el radiotransmisor permanecerá en el mismo estado. De otra forma, el nodo tratará de transmitir el paquete reservando una ranura de tiempo (*slot*) dentro de una ventana de contención. El nodo pasará a estado de colisión si al menos un nodo más intenta iniciar una transmisión reservando la misma ranura en la ventana de contención bajo el supuesto de que ningún otro nodo reserve una de las ranuras anteriores. La Figura 1 muestra cada uno de los posibles estados en que un nodo puede entrar en cada paso de tiempo.

#### 2.5. Modelo del nodo

La Figura 2 presenta un modelo simplificado del nodo para el protocolo LEMR-multichannel. De acuerdo con este modelo cada paquete que llega a la cola puede provenir de una de dos posibles fuentes: del tráfico en tránsito (*in-transit traffic*) proveniente de otros nodos ubicados un salto más lejos del sumidero y que eligieron al nodo como siguiente salto, o del tráfico generado internamente en el nodo (*internal traffic*) el cual es producido por las aplicaciones y protocolos que están siendo ejecutados en las capas superiores.





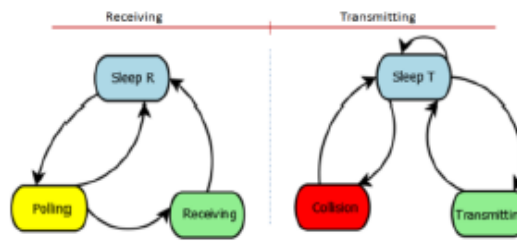


Figura 1. Diagrama de estados de LEMR-multichannel.

En la Figura 3 se muestra el patrón de tráfico entrante y saliente en la cola del nodo de acuerdo con este modelo. En esta figura puede apreciarse que a lo sumo un paquete proveniente del tráfico en tránsito puede llegar a la cola durante cada paso de tiempo. Sin embargo, la cantidad promedio de paquetes que llegan a la cola en cada paso de tiempo, provenientes del tráfico interno, dependen del tipo de aplicaciones y protocolos en ejecución en las capas superiores y de los eventos ocurridos. En cuanto al tráfico saliente, puede apreciarse también que a lo sumo un paquete puede salir de la cola en cada paso de tiempo con una probabilidad de salida que determinaremos posteriormente.

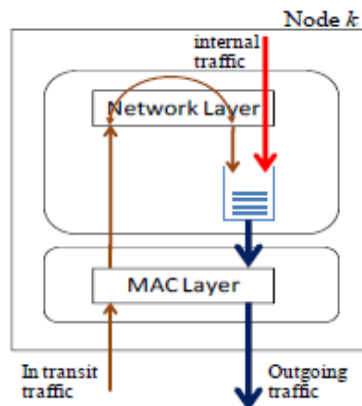


Figura 2. Modelo del nodo para LEMR-multichannel.

### 2.6. Supuestos del modelo

Con el objeto de facilitar el desarrollo del modelo analítico para el protocolo LEMR-multichannel vamos a considerar los siguientes supuestos:

- En LEMR-multichannel se asume que la red es homogénea con densidad  $N$ . Sin embargo cada nodo contendrá por el canal a lo sumo con  $M-1$  nodos solamente, con  $M = N/3$ . Esto es debido a que la estrategia de coordinación de nodos de LEMR-multichannel clasifica a los nodos vecinos de cada nodo, es decir aquellos nodos que están dentro del rango de transmisión, dentro de las categorías  $N_0$ ,  $N_1$  y  $N_2$  (nodos que están a la misma distancia en saltos al sumidero, nodos un salto más lejos y nodos un salto más cerca, respectivamente). Cada nodo puede entrar en contienda por el canal únicamente con los nodos que están a la misma distancia en saltos al sumidero.
- Todos los parámetros incluidos en este modelo son calculados desde el punto de vista de un nodo  $k$  en particular. Por lo tanto se asumirá que cada nodo que contienda con el nodo bajo estudio requerirá el canal en cada paso de tiempo con probabilidad  $a$ .

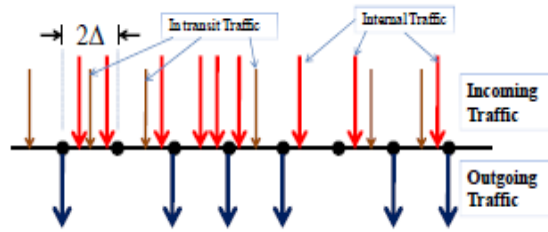


Figura 3. Modelo del tráfico saliente y tráfico entrante.

- La ventana de contención ( $CW$ ) consta de  $w$  ranuras como muestra la Figura 4.
- A lo sumo  $m$  paquetes provenientes del tráfico interno pueden llegar a la cola.
- La probabilidad de que un paquete proveniente del tráfico en tránsito llegue a la cola está dada por  $u$ . Esta probabilidad depende de la probabilidad de requerimiento del canal y de la probabilidad de transmisión de los nodos que eligieron al nodo en particular como siguiente salto.
- En la capa de red se asume que existe una cola FIFO de tamaño  $B$  donde los paquetes esperaran para ser pasados al inicio de cada paso de tiempo a la capa MAC para ser servidos.
- Un nodo podrá transmitir un paquete en cada paso de tiempo con probabilidad  $P_t$  (cuando existan paquetes para transmitir). Esta será también la probabilidad con que un paquete salga de la cola en cada paso de tiempo.

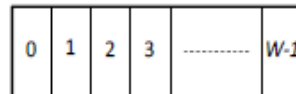


Figura 4. Ventana de contención.

**2.7. Probabilidad de transmisión en la capa MAC**

Una vez los paquetes son retirados de la cola, la capa MAC buscará una oportunidad en cada paso de tiempo para transmitirlos a su próximo salto. La probabilidad de transmisión en cada paso de tiempo dependerá del número de nodos contendiendo por el canal y de la probabilidad de requerimiento del canal de los nodos contendores. En cada paso de tiempo, la probabilidad de que un nodo con paquetes en espera para ser transmitidos reserve una ranura en particular en la ventana de contención para iniciar la transmisión se puede calcular según la Ecuación 1 como

$$\alpha = \frac{1}{w} \text{ Ecu.(1)}$$

Igualmente la probabilidad de que este nodo no reserve una ranura en particular se puede calcular según la Ecuación 2 como

$$\beta = 1 - \alpha = 1 - \frac{1}{w} \text{ Ecu.(2)}$$

Dado que el nodo bajo estudio puede reservar cualquiera de las  $w$  ranuras de tiempo en la ventana de contención entonces la probabilidad de transmisión para dicho nodo puede calcularse según la Ecuación 3 como

$$P_t = \alpha\beta^{a(M-1)} + \alpha\beta^{2a(M-1)} + \dots + \alpha\beta^{wa(M-1)} \text{ Ecu.(3)}$$

Donde el primer término al lado derecho de la ecuación representa la probabilidad de que la primera ranura sea reservada por el nodo y los demás nodos no la reserven. El segundo término es la probabilidad de que la segunda ranura sea reservada y que los demás nodos no la reserven y tampoco reserven la primera y así sucesivamente. La probabilidad de transmisión puede re-escribirse alternativamente como aparece a continuación en la Ecuación 4

$$P_t = \alpha \sum_{j=1}^w \alpha\beta^{aj(M-1)} = \frac{1-\beta^{wa(M-1)}}{1-\beta^{a(M-1)}} \alpha\beta^{a(M-1)} \text{ Ecu.(4)}$$

### 2.8. Número promedio de intentos fallidos antes de lograr una transmisión exitosa en la capa MAC

De acuerdo con el resultado anterior, en LEMR-multichannel, en cada paso de tiempo un nodo con paquetes para transmitir tiene posibilidad de transmitir un único paquete con probabilidad  $Pt$ . Esto significa que existe también una probabilidad de que el paquete no sea transmitido dada por  $(1-Pt)$ . A continuación vamos a calcular el número promedio de intentos fallidos cuando se intenta transmitir un paquete y que llamaremos  $\bar{I}_a$ . En teoría un nodo puede fallar en su intento de transmisión un número de veces que va desde  $j=0$  hasta  $j=\infty$ , antes de lograr una transmisión exitosa. Por lo tanto, el número promedio de intentos antes de una transmisión exitosa se puede calcular según la Ecuación 5 como

$$\bar{I}_a = \sum_{j=0}^{\infty} j (1 - Pt)^j Pt = \frac{1-Pt}{Pt} \text{ Ecu.(5)}$$

Cabe resaltar que aquí una transmisión exitosa con probabilidad  $Pt$  ocurre después de  $n$  intentos de transmisión fallidos, cada uno con probabilidad  $(1-Pt)$ , por lo tanto  $I_a$  se comporta como una variable aleatoria con función de distribución de probabilidad geométrica dada por la Ecuación 6

$$p(I_a = n) = Pt(1 - Pt)^n \text{ Ecu.(6)}$$

Donde,  $n = 0, 1, 2, 3, \dots$  representa el número de intentos fallidos.

### 2.9. Tiempo promedio de servicio en la capa MAC

El tiempo de servicio promedio es el tiempo promedio que transcurre desde que un paquete es retirado de la cola y pasado a la capa MAC hasta que es transmitido. Dado que una vez el paquete llega a la capa MAC, en cada paso de tiempo el protocolo intentará transmitirlo con probabilidad de éxito  $Pt$  y probabilidad de falla  $(1-Pt)$ , el tiempo de servicio promedio se puede calcular según la Ecuación 7 como

$$\bar{R}_a = 2\Delta \sum_{j=0}^{\infty} (j + 1)(1 - Pt)^j Pt = 2\Delta(\bar{I}_a + 1) = \frac{2\Delta}{Pt} \text{ Ecu.(7)}$$

Cabe resaltar también que, como en el caso anterior,  $R_a$  es una variable aleatoria con función de distribución de probabilidad geométrica dada por la Ecuación 8

$$p(R_a = n * 2\Delta) = Pt(1 - Pt)^{n-1} \text{ Ecu.(8)}$$

Donde,  $n = 1, 2, 3, \dots$

De acuerdo con lo que se asumió en el penúltimo supuesto de la Sección 3.2 los paquetes serán retirados de la cola al inicio de cada paso de tiempo, esto significa que el tiempo de servicio mínimo para cada paquete será  $2\Delta$  segundos, lo cual es logrado cuando  $Pt=1$  de acuerdo con el resultado de la Ecuación 7. Este supuesto no considera el mejor de los casos para el tiempo de espera. El mejor de los casos se presenta cuando un paquete que sea recibido exactamente al final del intervalo de tiempo para recibir paquetes y es retransmitido inmediatamente, en cuyo caso el tiempo de servicio mínimo será de sólo  $\Delta$  segundos.

### 2.10. Análisis de desempeño en la cola

De acuerdo con los supuestos hechos anteriormente, a lo sumo  $m+1$  paquetes pueden llegar a la cola y a lo sumo un paquete puede salir en cada paso de tiempo. Por lo tanto, el tamaño de la cola se puede incrementar en más de un paquete, pero también solamente se puede reducir a lo sumo en un paquete en cada paso de tiempo. Definamos entonces a  $i_j$  como la probabilidad de que  $j$  paquetes provenientes del tráfico interno lleguen a la cola, con  $0 \leq j \leq m$ . Dado que los procesos de llegada debido a los tráficos internos y en tránsito son independientes, entonces la probabilidad conjunta de que  $n$  paquetes lleguen a la cola está dada por la Ecuación 9

$$P_n = (1 - u)i_n + ui_{n-1} = u(i_{n-1} - i_n) + i_n \text{ Ecu.(9)}$$

Donde,  $0 \leq n \leq (m + 1)$  e  $i_n = 0$  para  $n < 0$ . Esto es, la probabilidad de que no lleguen paquetes provenientes del tráfico en tránsito por la probabilidad de que lleguen  $n$  paquetes de tráfico interno, más la probabilidad de

que llegue un paquete de tráfico en tránsito por la probabilidad de que lleguen  $n-1$  paquetes de tráfico interno. La condición para que haya estabilidad en la cola está dada por la Ecuación 10

$$\sum_{n=0}^{m+1} nP_n < Pt \text{ Ecu.(10)}$$

Esto significa, que el número promedio de llegadas a la cola debe ser menor que el número promedio de salidas. Definamos el vector de estados de la cola como en la Ecuación 11

$$s = \{s_0, s_1, s_2, \dots, s_B\} \text{ Ecu.(11)}$$

Así entonces, la matriz de transición de estados, la cual es una matriz de tamaño  $(B + 1) \times (B + 1)$  está dada por la Ecuación 12 como

$$P = \begin{bmatrix} x & t_0 & 0 & \dots & 0 & 0 \\ t_2 & t_1 & t_0 & \dots & 0 & 0 \\ t_3 & t_2 & t_1 & \dots & 0 & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ t_B & t_{B-1} & t_{B-2} & \dots & t_1 & t_0 \\ h_B & h_{B-1} & h_{B-2} & \dots & h_1 & h_0 \end{bmatrix} \text{ Ecu.(12)}$$

Donde de acuerdo con las Ecuaciones 13, 14 y 15

$$x = P_0 + P_1 * Pt \text{ Ecu.(13)}$$

$$t_i = P_i * Pt + P_{i-1}(1 - Pt) \text{ Ecu. (14)}$$

$$h_i = P_i(1 - Pt) + \sum_{n=i+1}^{m+1} P_n \text{ Ecu. (15)}$$

Esta matriz de transición indica que desde cada nodo se puede llegar como máximo hasta  $B+1$  estados diferentes. Más adelante en la validación del modelo se presenta un ejemplo de cómo sería el diagrama de estados para un caso específico. Las ecuaciones de diferencia para calcular vector de distribución de estados estable son obtenidas de las Ecuaciones 16 y 17

$$Ps = s \text{ Ecu. (16)}$$

Donde,

$$\sum_{i=0}^B s_i = 1 \text{ Ecu. (17)}$$

Conociendo esta información entonces podemos derivar el caudal promedio, el tamaño promedio de la cola y el tiempo promedio de espera en la cola. Para calcular el caudal promedio en el protocolo LEMR-multichannel es necesario considerar la cola en dos situaciones, cuando la cola está en estado  $s_0$  o vacía y cuando la cola está en cualquier otro estado. Cuando la cola está en estado  $s_0$  el caudal en paquetes por unidad de tiempo está dado según la Ecuación 18 como

$$Th_0 = (1 - P_0)Pt \text{ Ecu. (18)}$$

Esto es la probabilidad de que uno o más paquetes lleguen a la cola por la probabilidad de un paquete salga. Cuando la cola está en cualquier otro estado el caudal está dado por la Ecuación 19

$$Th_i = Pt \text{ Ecu. (19)}$$

$1 \leq i \leq B$ . Así entonces, el caudal promedio estará dado por la Ecuación 20

$$\overline{Th} = \sum_{i=1}^B Th_i s_i \text{ Ecu.(20)}$$

Esto es la sumatoria del caudal en cada estado por la probabilidad de estar en ese estado. El caudal promedio en unidades de paquetes por segundo entonces estará dado por la Ecuación 21

$$avTh = \overline{Th}/2\Delta \text{ Ecu.(21)}$$



El tamaño promedio de la cola medido en paquetes estará dado por la Ecuación

$$avQ = \sum_{i=0}^B i s_i \text{ Ecu.(22)}$$

Esto es la sumatoria del número de paquetes que define un estado por la probabilidad de estar en ese estado. El tiempo promedio de espera en la cola es el número de pasos de tiempo que trascurren desde que un paquete llega a la cola hasta que es pasado a la capa MAC para ser transmitido. Este tiempo es calculado invocando la fórmula de Little según la Ecuación 23 como

$$\bar{W} = \frac{avQ}{\bar{h}} \text{ Ecu.(23)}$$

También el tiempo promedio de espera en la cola esta dado en segundos según la Ecuación 24 como

$$avW = \frac{avQ}{av\bar{h}} \text{ Ecu.(24)}$$

### 3. Resultados

#### 3.1. Probabilidad de transmisión, número promedio de intentos fallidos y tiempo promedio de servicio

Con el objeto de validar el modelo a nivel de la capa MAC, la probabilidad de transmisión, el número promedio de intentos fallidos y el tiempo promedio de servicio serán estimados en esta sección a través de simulación. Un escenario de un salto usando un número diferente de nodos en cada caso (en la simulación  $M$  varia de 1 a 10) fue implementado en Qualnet® 4.0, como se muestra en la Figura 5. En este escenario el paso de tiempo es  $2\Delta = 0.03047s$ . En las simulaciones el nodo  $k$  será el nodo de referencia a analizar; dicho nodo genera paquetes de tamaño fijo de 95 bytes con distribución de *Poisson* a una velocidad promedio  $\lambda_k = 33 \text{ pps}$ . Esto significa que la probabilidad de requerir el canal en cada paso de tiempo será  $a \cong 1$ . Los demás nodos generan paquetes de 95 bytes y distribución de *Poisson* y requieren el canal a una velocidad promedio  $\lambda = 6.6 \text{ pps}$ , esto significa que para estos nodos  $a \cong 0.2$ .

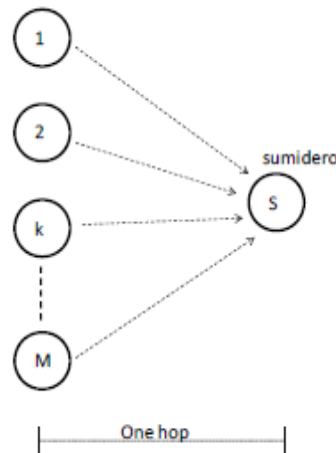
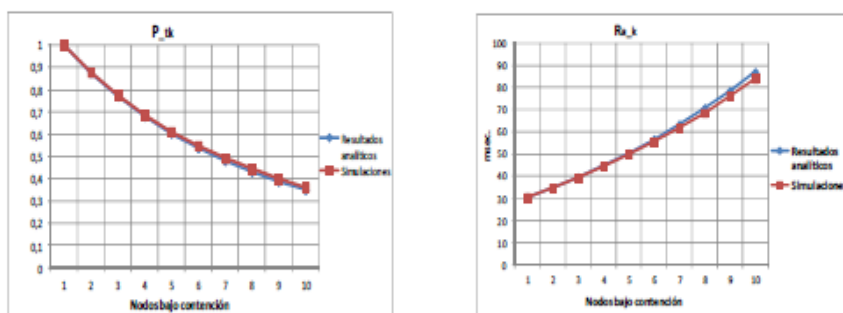


Figura 5. Escenario de simulación.

La Figura 6 (a) compara las probabilidades de transmisión para el nodo  $k$  usando el modelo analítico y las simulaciones. Esta figura muestra que en todos los casos los resultados de las simulaciones coinciden en gran medida con los resultados del modelo analítico, lo cual permite verificar la validez del modelo. Como se esperaba, la figura muestra que la probabilidad de transmisión se reduce a medida que el número de nodos conteniendo por el canal crece. Una probabilidad de transmisión alta indica que el nodo puede transmitir o retransmitir paquetes a una mayor velocidad y por ende experimentar un caudal mayor. El hecho de que en LEMR-multichannel los nodos todavía deban contender con los nodos ubicados a su misma distancia en saltos al sumidero puede verse como una limitación que presenta el protocolo. Sin embargo, dado que cada nodo

contiene sólo con sus vecinos a la misma distancia en saltos se espera que en la mayoría de los escenarios exista un número reducido de nodos contendores en comparación con otros protocolos. Como trabajo futuro se está investigando nuevas alternativas para asignación de canales de frecuencia en LEMR-multichannel, sin embargo, se ha descubierto hasta ahora que si se utiliza un único radiotransmisor, como es el objetivo de este trabajo, es imposible eliminar totalmente la contención.



(a) Probabilidad de transmisión (b) Tiempo promedio de servicio

Figura 6. Resultados de la simulación

La Figura 6 (b) compara los tiempos de servicio promedio para el nodo  $k$  usando el modelo analítico y las simulaciones. Esta figura muestra también que en todos los casos los resultados de las simulaciones coinciden en gran medida con los resultados del modelo analítico, lo cual permite verificar la validez del modelo. Contrario al caso anterior, la figura muestra que el tiempo promedio de servicio se incrementa cuando el número de nodos conteniendo por el canal crece.

La Figura 7 compara el número promedio de intentos fallidos antes de lograr una transmisión exitosa para el nodo  $k$  usando el modelo analítico y las simulaciones. Esta figura muestra también que en todos los casos los resultados de las simulaciones coinciden en gran medida con los resultados del modelo analítico, lo cual permite verificar la validez del modelo. Similar al caso anterior, la figura muestra que el número promedio de intentos fallidos se incrementa cuando el número de nodos conteniendo por el canal crece.

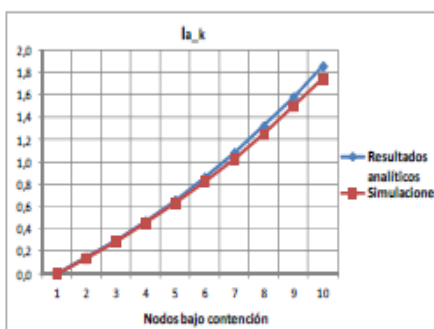


Figura 7. Resultados de la simulación. Número promedio de intentos antes de una transmisión.

De acuerdo con las Ecuaciones 5 y 7 el tiempo de servicio promedio y el número de intentos fallidos son altamente dependientes de la probabilidad de transmisión del nodo y como es de esperarse estos parámetros empeoran a medida que la probabilidad de transmisión disminuye como se muestra en las gráficas. Sin embargo, dado que en LEMR-multichannel cada nodo contiene sólo con sus vecinos ubicados a la misma distancia en saltos, como ya se mencionó, se espera que el número de nodos contendores en cada caso sea bien reducido.

### 3.2. Evaluación de desempeño en la cola

Con el objetivo de validar el desempeño de la cola en esta sección vamos a estimar el caudal promedio, el tamaño promedio de la cola y el tiempo promedio de espera en la cola a través de simulaciones. Con este propósito, un escenario de 5 nodos fue implementado en Qualnet® 4.0 como se muestra en la Figura 8. El análisis a continuación pretende validar el modelo considerando el comportamiento de la cola en el nodo 4. En este escenario se ha asumido que  $m=1$  y que la probabilidad de llegada de paquetes debido a tráfico interno estará dada por  $v$ . Los nodos 1, 2 y 3 han escogido al nodo 4 como siguiente salto y generan paquetes de 95 bytes con distribución de Poisson con  $\lambda=13pps$ , esto es, cada nodo requiere el canal en cada paso de tiempo con una probabilidad aproximada  $a \cong 0.4$  ( $\Delta = 15.235 ms$ ). Las capas superiores en el nodo 4 generan paquetes de 95 bytes con distribución de Poisson con  $\lambda=6.6pps$ , esto es, generan aproximadamente un paquete con probabilidad  $v=0.2$  durante cada paso de tiempo. Finalmente, se asumió  $B=15$  para todos los nodos.

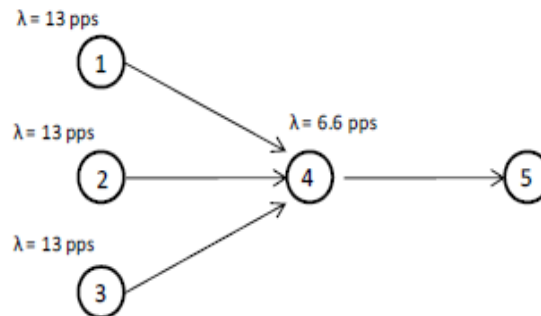


Figura 8. Escenario de simulación.

En la Tabla 1 se muestran las probabilidades conjuntas de llegada de paquetes.

Tabla 1. Probabilidades de llegada.  $P_n$

n	$P_n$
0	$(1-u)(1-v)$
1	$v(1-u) + u(1-v)$
2	$uv$

La Figura 9 presenta el diagrama de transición de estados para la cola. En este diagrama  $f=(1-Pt)$ ,  $P_0=(1-u)(1-v)$ ,  $P_1=v(1-u)+u(1-v)$  y  $P_2=uv$ . De acuerdo con este diagrama de estados desde un estado cualquiera se puede ir sólo hasta dos estados más adelante y se puede ir sólo hasta un estado más atrás. Se puede pasar a un estado más adelante durante un paso de tiempo si llegan dos paquetes y uno sale o cuando llega un paquete y ninguno sale. Se puede pasar también a dos estados más adelante durante un paso de tiempo si dos paquetes llegan y ninguno sale y finalmente se puede pasar a un estado atrás si no llega ningún paquete y uno sale. La matriz de transición de estados es una matriz diagonal de tamaño  $16 \times 16$  como se muestra a continuación

$$P = \begin{bmatrix}
 P_1Pt + P_0 & P_0Pt & 0 & \dots & 0 & 0 \\
 P_1f + P_2Pt & P_1Pt + P_0f & P_0Pt & \dots & 0 & 0 \\
 P_2f & P_1f + P_2Pt & P_1Pt + P_0f & \dots & 0 & 0 \\
 0 & P_2f & P_1f + P_2Pt & \dots & 0 & 0 \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \dots & \dots \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \dots & P_1Pt + P_0f & P_0Pt \\
 \vdots & \vdots & \vdots & \dots & P_1f + P_2 & P_0f + P_1 + P_2
 \end{bmatrix} \quad \text{Ecu. (25)}$$

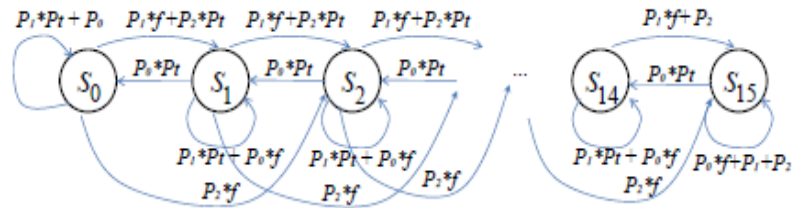


Figura 9. Diagrama de transición de estados.

Ahora necesitamos calcular la probabilidad de llegada de paquetes al nodo 4 debido al tráfico en tránsito proveniente de los nodos 1, 2 y 3. Nótese que si  $N=3$ , es el número de nodos contendores, la probabilidad de que  $k$  de estos nodos intenten una transmisión en una determinada ranura de tiempo en la ventana de contención, donde  $0 \leq k \leq 3$ , está dada según la Ecuación 26 por

$$b_k = \binom{N}{k} \left(\frac{a}{w}\right)^k \left(1 - \frac{a}{w}\right)^{N-k} \text{ Ecu.}(26)$$

Un paquete arribará al nodo 4 si y sólo si un nodo reserva una ranura de tiempo en la ventana de contención y ningún otro reserva la misma ranura o una anterior. Por lo tanto, la probabilidad  $u$  de que un paquete llegue al nodo 4 proveniente de los nodos 1, 2 o 3 está dada según la Ecuación 27 por

$$u = b_1 + b_1 b_0 + b_1 b_0^2 + \dots + b_1 b_0^{w-1} = \frac{b_1(1-b_0^w)}{1-b_0} \text{ Ecu.}(27)$$

Dado que para este escenario  $b_0=0.78$ ,  $b_1=0.20$  y  $w=5$  entonces,  $u=0.66$ ; por lo tanto según la Ecuación 28

$$\sum_{n=0}^{m+1} nP_n = u + v = 0.86 < Pt \text{ Ecu.}(28)$$

Esto significa que el número promedio de llegadas a la cola es menor que el número de salidas, lo cual garantiza la estabilidad del sistema.

La Tabla 2 muestra las probabilidades de estado y la Tabla 3 muestra los resultados obtenidos a través de la simulación y a través del modelo analítico. Como se esperaba, esta última tabla muestra que en todos los casos los resultados son bastante parecidos, lo que permite verificar la validez del modelo. Es interesante notar también en esta simulación que el tamaño promedio de la cola indica que en promedio en la cola habrá menos de un paquete, lo cual es gracias a que LEMR-multichannel puede retransmitir rápidamente los paquetes una vez son recibidos durante el mismo paso de tiempo.

Volviendo a la Tabla 2 los estados más probables son  $s_0 = 53,5\%$ ,  $s_1 = 24,8\%$  y  $s_2 = 11,5\%$ , lo cual indica que un tamaño de cola  $B$  más pequeño pudo usarse con resultados similares. Esto demuestra que la estrategia de recibo y retransmisión inmediata de paquetes en LEMR-multichannel beneficia además del caudal, retardo y el jitter, como también el uso eficiente de los recursos de memoria.

Tabla 2. Probabilidades de estado.

s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9
0,53572	0,24873	0,11548	0,05362	0,02489	0,01156	0,00537	0,00249	0,00116	0,00054
s10	s11	s12	s13	s14	s15				
0,00025	0,00012	0,00005	0,00002	0,00001	0,00001				



Tabla 3. Resultados analíticos y de simulación.

Parámetro	Analíticos	Simulación
avTh	21.3 kbps	22.3 kbps
avQ	0.87 packets	0.86 packets
avW	31.2 ms.	31.1 ms.

#### 4. Conclusiones

Este artículo presenta un modelo analítico para evaluar el desempeño del protocolo LEMR-multichannel, el cual fue diseñado para soportar aplicaciones multimedia en redes de sensores inalámbricas. El modelo permite evaluar el protocolo a nivel de capa MAC y capa de red e incluye las métricas más importantes en aplicaciones multimedia tales como retardo, caudal, tiempo de servicio de los paquetes, tiempo promedio en la cola y tamaño promedio de la cola. Los resultados de las simulaciones coincidieron en gran medida con los resultados analíticos en todos los casos, lo cual es una prueba de la validez de éste.

Los resultados de las simulaciones también muestran una muy baja ocupación de la cola. Esto es porque LEMR-multichannel retransmite rápidamente los paquetes en el mismo paso de tiempo una vez son recibidos. Adicionalmente, esto significa que las estrategias de LEMR-multichannel no sólo mejoran el caudal, el retardo y la variación de retardo, sino también el uso de los recursos de memoria.

#### 5. Referencias bibliográficas

1. Chipcon, 2005. CC2420 Datasheet. (s.f.)<http://www.chipcon.com>.
2. Cortés, C. A., Peña, N. M. & Labrador M. A., 2009. An adaptive multi-channel approach for real-time multimedia wireless sensor networks. In Proceedings of IEEE Latin American Conference on Communications, Medellín, Colombia, pp. 1-6.
3. Cortés, C. A., Peña, N. M. & Labrador M. A., 2010. An adaptive multi-channel approach for real-time multimedia wireless sensor networks. IEEE Latin American Transactions. vol. 8, issue 4, pp. 370-376.
4. Crossbow Technology, 2008. Imote2 Specifications. (s.f.)<http://www.xbow.com/>.
5. Crossbow Technology, 2008. Micaz specifications. (s.f.)<http://www.xbow.com/>.
6. Crossbow Technology, 2008. Telosb specifications. (s.f.)<http://www.xbow.com/>.
7. Gebali, F., 2008. Analysis of Computer and Communications Networks. Springer. ISBN: 978-0-387-74436-0
8. Ye, W., Silva, F., & Heidemann, J., 2006. Ultra-low duty cycle mac with scheduled channel polling. In Proceedings of the 4th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems.