

Universidad de Málaga

Escuela Técnica Superior de Ingeniería de Telecomunicación



TESIS DOCTORAL

Planificaciones TDMA óptimas en redes submarinas de comunicación

Autor:

Miguel Ángel Luque Nieto

Directores:

Pablo Otero Roth

Javier Poncela González

Málaga 2018



# AUTORIZACIÓN PARA LA LECTURA DE LA TESIS

Pablo Otero Roth y Javier Poncela González, Profesores Titulares de la Universidad de Málaga, adscritos a la Escuela Técnica Superior de Ingeniería de Telecomunicación,

**CERTIFICAN** que

D. Miguel Ángel Luque Nieto, Ingeniero de Telecomunicación, ha realizado en el Departamento de Ingeniería de Comunicaciones de la Universidad de Málaga, bajo su dirección el trabajo de investigación correspondiente a su TESIS DOCTORAL titulada:

**“Planificaciones TDMA óptimas en redes submarinas de comunicación”**

En dicho trabajo, se han aportado nuevas técnicas de planificación y acceso al medio para resolver el problema de la compartición del canal acústico en redes submarinas de comunicaciones orientadas a la monitorización del medio ambiente. El trabajo del autor está avalado por varias publicaciones técnicas en revistas internacionales, superando el requisito de 1 punto ANECA del programa de doctorado regulado por el Real Decreto 99/2011.

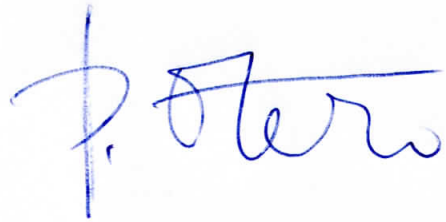
Por todo ello, los directores de la tesis AUTORIZAN su presentación.

Málaga 17 de abril de 2018

Los directores:



Fdo: Javier Poncela González



Fdo: Pablo Otero Roth



*Dedicado a  
mi madre*

*Sólo hay un bien: el conocimiento. Sólo hay un mal: la ignorancia*  
—Sócrates



# Agradecimientos

En primer lugar, doy las gracias a la persona que me ha permitido disponer del tiempo necesario para culminar el presente trabajo, mi esposa Virtudes.

En segundo lugar, quiero agradecer su dedicación a mis directores de tesis, Pablo y Javier, que siempre han confiado en mí y me han orientado para llevar a buen puerto este viaje.

Por último, pero no en último lugar, agradezco a mis padres su constante apoyo e interés en el progreso de esta tesis.





# Resumen

La necesidad de monitorización de parámetros medioambientales como el nivel de ozono en la atmósfera o la polución en las grandes ciudades entre otros casos, es un hecho probado. La pronta disponibilidad de tales medidas permite poner en marcha acciones correctivas que eviten de otro modo consecuencias irreversibles. La vía principal de obtención de estas mediciones, reside en la aplicación de la tecnología (mediciones in situ, globos sonda, imágenes satélite, etc). Esta situación es trasladable al medio marino, donde hay un interés creciente en estudiar cuál es el efecto global de alteraciones en su estado. Un caso conocido es la variación de las corrientes oceánicas, que tiene un gran impacto en el clima (inundaciones, sequías, etc). En otros casos, esta medición permite responder a emergencias ante desastres naturales, como la detección de tsunamis en un maremoto mediante una red de boyas de flotación. En aguas costeras, también son muchas las aplicaciones que pueden beneficiarse de una medición automatizada de parámetros del agua, entre otros el control de vertidos contaminantes o la monitorización de sedimentos aportados en los estuarios de los ríos, en ambos casos con efectos sobre el equilibrio del ecosistema marino.

Una solución cada vez más extendida para obtener medidas continuas en el medio marino, es establecer una red de nodos submarina, donde cada nodo contiene diferentes sensores además de un módem para transmitir y recibir datos. Para recoger los datos medidos, se establece un patrón de comunicaciones entre nodos que haga llegar la información de todos ellos a un nodo especial recolector, para su posterior recogida y procesamiento. La principal dificultad radica en la comunicación inalámbrica entre los nodos, pues el medio marino es muy agresivo e impone serias limitaciones a la propagación de las señales no guiadas, atenuando la onda (más cuanto mayor sea la frecuencia) e imponiendo una baja velocidad de propagación.

Para mitigar estos dos efectos, que limitan sobremanera el rendimiento de la red, se marca como objetivo principal de esta tesis la búsqueda de una planificación de transmisiones para los nodos de la red que logre una alta eficiencia en términos de rendimiento (*throughput*). Concretamente, se abordan dos casos de estudio. Por un lado, una topología singular adaptada al estuario de un río, que llamaremos *red de estuario*, y por otro una *red lineal*, que podría soportar aplicaciones de detección de intrusos en bocanas de puertos. En ambos casos, se abordan problemas comunes: evitar las interferencias mientras se maximiza el volumen de datos transmitidos. Por otro lado, el método de resolución difiere, usando métodos de empaquetado (*bin packing*) para la red de estuario, o heurísticos por exploración de soluciones

en el caso de la red lineal. En este último caso, mediante un simulador propio realizado con software matemático MATLAB<sup>®</sup>, se estudia el efecto que tienen varias disciplinas de servicio en diferentes parámetros típicos, como retardo de paquetes, longitud de colas o equidad en la distribución de paquetes entregados al destino (*fairness*).

# Abstract

The need for monitoring environmental parameters such as the level of ozone in the atmosphere or pollution in large cities among other cases, is a proven fact. The prompt availability of such measures allows the implementation of corrective actions that avoid irreversible consequences. The main way to obtain these measurements lies in the application of the technology (in situ measurements, probe balloons, satellite images, etc.). This situation is suited to the marine environment, where there is a growing interest in studying what is the global effect of alterations in its state. A well known case is the variation of ocean currents, which has a great impact on the climate (floods, droughts, and so on). In other cases, this measurement allows a rapid response to emergencies with regard to natural disasters, such as the detection of big waves in a tsunami through a network of floating buoys. In coastal waters, there are also many applications that can benefit from a continuous measurement of water parameters: the control of pollutant discharges or the amount of sediment contributed in river estuaries among others. In both cases, its effects can disrupt the equilibrium of the marine ecosystem.

An increasingly accepted solution to obtain continuous measurements in the marine environment is to establish a network of submarine nodes, where each node contains different sensors in addition to a modem to transmit and receive data. In order to collect the sensed data, a communication pattern between the nodes is established, which sends all the information to a special sink node, for data storage and later processing. The main difficulty lies in the wireless communication between the nodes, because the marine environment is very aggressive and imposes serious limitations on the propagation of unguided signals, attenuating the wave (the higher the frequency, the more intense) and imposing a low speed of propagation.

In order to mitigate these two effects, which greatly limit the performance of the network, the main objective of this thesis is to search for a transmission planning for the nodes of the network which achieves a high efficiency in terms of *throughput*. Specifically, two case studies are addressed. On the one hand, a singular topology adapted to the estuary of a river, which we will call *estuary network*, and on the other a *linear network*, which could support applications of intrusion detection in harbour mouths. In both cases, common problems are addressed: avoid interference while maximizing the volume of data transmitted. On the other hand, the resolution method differs, using *bin packing* methods for the estuary network, or heuristics by scanning solutions in the case of the linear network. In this latter case, through an own

simulator made with mathematical software MATLAB<sup>®</sup>, the effect that several service disciplines causes on different typical parameters is studied, such as packet delay, queue length or equity in the distribution of packages delivered to the destination (*fairness*).

# Índice

<b>Agradecimientos</b> .....	<b>VII</b>
<b>Resumen</b> .....	<b>1</b>
<b>Abstract</b> .....	<b>3</b>
<b>Índice</b> .....	<b>5</b>
<b>Lista de Figuras</b> .....	<b>7</b>
<b>Lista de Tablas</b> .....	<b>9</b>
<b>Acrónimos</b> .....	<b>11</b>
<b>Capítulo 1: Introducción</b> .....	<b>13</b>
1.1 El entorno marino .....	13
1.2 Antecedentes .....	15
1.3 Sensores y aplicaciones en redes UWSN .....	15
1.4 Arquitectura de las redes UWSN .....	17
1.5 Objetivos de la tesis .....	19
1.6 Estructura de la memoria .....	20
<b>Capítulo 2: Acceso al medio en redes UWSN</b> .....	<b>23</b>
2.1 Introducción .....	23
2.1.1 Entornos de desarrollo de protocolos submarinos .....	24
2.2 Estado del arte .....	25
2.2.1 MAC por contienda .....	26
2.2.2 MAC por reserva (multiplexación) .....	27
2.2.3 MAC híbridas .....	31
2.2.4 Retos .....	31
2.3 Modelo de operación UWSN .....	33
2.4 Indicadores de prestaciones: throughput, retardo y equidad .....	35
2.4.1 Throughput medio normalizado .....	36

2.4.2	Retardo extremo a extremo .....	37
2.4.3	Criterios <i>fairness</i> : equidad en la red .....	38
<b>Capítulo 3: Planificación óptima en red de estuario .....</b>		<b>41</b>
3.1	Introducción .....	41
3.2	Red UWSN de estuario: modelo y operación S-TDMA .....	42
3.3	Matriz de compatibilidad .....	44
3.4	Criterio de equidad .....	46
3.5	Cobertura de cliques .....	48
3.6	Problemas de corte (CSP) y empaquetado (BPP) .....	50
3.6.1	Empaquetado multidimensional: MVBP .....	52
3.7	Planificación óptima de la red de estuario .....	54
3.7.1	Energía consumida .....	55
3.7.2	Throughput .....	57
3.8	Conclusiones .....	57
<b>Capítulo 4: Planificación óptima en red lineal .....</b>		<b>59</b>
4.1	Introducción .....	59
4.2	Modelo y operación .....	60
4.2.1	Tratamiento de las colisiones .....	61
4.2.2	Notación matricial del planificador .....	62
4.2.3	Red lineal no uniforme .....	63
4.3	Planificación óptima: método espacio-temporal .....	64
4.3.1	Método gráfico por teselado .....	66
4.4	Análisis de throughput .....	69
4.5	Retardo en la red: FIFO vs. Round-Robin .....	71
4.5.1	Mejora del retardo .....	72
4.6	Estabilidad de la red .....	76
4.7	Índice de Gini .....	76
4.7.1	Retardo medio normalizado .....	79
4.8	Conclusiones .....	79
<b>Capítulo 5: Conclusiones. Líneas futuras .....</b>		<b>81</b>
5.1	Conclusiones .....	81
5.1.1	Red de estuario .....	81
5.1.2	Red lineal .....	82
5.2	Líneas futuras .....	83
<b>Apéndice: Curriculum Vitae .....</b>		<b>85</b>
<b>Bibliografía .....</b>		<b>97</b>

# Lista de Figuras

Figura 1.1	Escenario general para una red UWSN. . . . .	19
Figura 2.1	Encaminamiento considerado en la red UWSN (topología ficticia). . . . .	33
Figura 2.2	Operación TDMA en una red UWSN de 4 nodos. . . . .	34
Figura 3.1	Pluma (izda.) formada en el río Guadalquivir (6-nov-2014, satélite DEIMOS-1) y topología de red UWSN propuesta (dcha.) para 13 nodos. Fuente: Deimos Imaging, an UrtheCast Company. . . . .	42
Figura 3.2	Red convergente (a) y red centrada (b) para 12 nodos sensores y un nodo recolector. . . . .	43
Figura 3.3	Grafos para la red convergente (a) y centrada (b) con $N = 12$ (13 nodos). Se marcan como ejemplo los nodos vecinos (v), padre (p) e hijo (h) del nodo 6. . . . .	44
Figura 3.4	Matriz de compatibilidad para los grafos de la red convergente (a) y red centrada (b) en el caso $N = 12$ (13 nodos). Se destaca el caso del nodo 6 para ambas redes. . . . .	45
Figura 3.5	Troughput requerido en cada nodo para cumplir el criterio de equidad: (a) red convergente, (b) red centrada ( $N = 12$ ). . . . .	46
Figura 3.6	Concepto de capas para ambas redes (a) convergente y (b) centrada. . . . .	47
Figura 3.7	Matriz de compatibilidad y grafo asociado para la red convergente (a) y red centrada (b) ( $N = 12$ ). . . . .	49
Figura 3.8	Estructura de red convergente (a,b,c) y red centrada (d,e) para diferentes tamaños. . . . .	50
Figura 3.9	Problemas de corte CSP (a) y empaquetado BPP (b) básicos. . . . .	52

Figura 3.10	Longitud de la trama más corta en función del tamaño para ambas redes convergente y centrada. . . . .	55
Figura 3.11	Potencia media consumida en una trama para diferentes tamaños de red convergente y centrada. . . . .	56
Figura 3.12	Throughput medio normalizado para diferentes tamaños de red convergente y centrada. . . . .	57
Figura 4.1	Topologías de red en línea/cadena (a) o en cuerda no alineada (b). 60	60
Figura 4.2	Sistema de detección DDS03 de SAES. . . . .	60
Figura 4.3	Red lineal con nodos equidistantes. . . . .	61
Figura 4.4	Restricciones a cumplir para una Tx/Rx correcta (sin colisión). 61	61
Figura 4.5	Ejemplos de planificaciones: perfecta de período 2 en red lineal de 2 nodos (a), perfecta para red triangular de 3 nodos (b) y óptima para red lineal de 3 nodos (c). . . . .	63
Figura 4.6	Condiciones a aplicar para evitar interferencias en redes lineales no equiespaciadas. . . . .	64
Figura 4.7	Planificaciones óptimas para red lineal de tamaño 4 (izq.) y 5 (dcha.) nodos. . . . .	65
Figura 4.8	Diferentes patrones $3 \times 3$ : con 3 Tx-Rx (1-2) y con 2 Tx-Rx (3-7). 66	66
Figura 4.9	Ejemplo de alineamiento para los patrones 1-4 de tamaño $3 \times 3$ . 67	67
Figura 4.10	Ejemplo de solapamiento de los patrones 3, 4 y 5. . . . .	68
Figura 4.11	Planificación equitativa para red lineal, con tamaño 3, 4 y 5 nodos. 70	70
Figura 4.12	Throughput medio normalizado para tres planificaciones: óptima y equitativa (red lineal) y perfecta (red genérica). . . . .	71
Figura 4.13	Disciplinas de servicio planteadas para la red lineal: FIFO (arriba) y Round-Robin (abajo). . . . .	72
Figura 4.14	Retardo medio extremo a extremo para $N = 6$ en FIFO y Round-Robin. Tiempo de simulación: 1000 slots. . . . .	75
Figura 4.15	Índice de Gini ( $G$ ) para el retardo medio extremo a extremo en FIFO y Round-Robin. Red lineal con $N = 6$ y tiempo de simulación: 1000 slots. . . . .	78
Figura 4.16	Índice de Gini ( $G$ ) para el retardo medio extremo a extremo normalizado en FIFO y Round-Robin. Red lineal con $N = 6$ y tiempo de simulación: 1000 slots. . . . .	79



# Lista de Tablas

Tabla 3.1	Planificación óptima para diferentes tamaños de red, convergente y centrada. . . . .	54
Tabla 4.1	Retardo medio (en slots) extremo a extremo con planificación óptima. Tiempo de simulación ( $N=4..20$ ): 2000 slots. . . . .	73
Tabla 4.2	Retardo medio/máximo (en slots) para FIFO. Se reflejan dos casos de $\mathbf{W}^{\text{ini}}$ para el retardo medio: el mejor (línea superior) y el peor (línea inferior) valor. Tiempo de simulación: 1000 slots. . . . .	74
Tabla 4.3	Retardo medio/máximo (en slots) para Round-Robin. Se reflejan dos casos de $\mathbf{W}^{\text{ini}}$ para el retardo medio: el mejor (línea superior) y el peor (línea inferior) valor. Tiempo de simulación: 1000 slots. Se han resaltado las diferencias con la tabla 4.2. . . . .	74
Tabla 4.4	Retardo máximo (en slots) para FIFO y Round-Robin. Tiempo de simulación: 1000 slots. . . . .	75
Tabla 4.5	Valores máximo y mínimo del índice de Gini ( $G$ ) para el retardo medio en red lineal con diferentes tamaños y tráfico generados según la disciplina de servicio usada (FIFO/Round-Robin). Tiempo de simulación: 1000 slots. . . . .	78



# Acrónimos

APCAP	Adaptive Propagation-delay-tolerant Collision-Avoidance Protocol
AUV	Autonomous Underwater Vehicle
BER	Bit Error Rate
BPP	Bin Packing Problem
CDMA	Code Division Multiple Access
CMRE	Centre for Maritime Research and Experimentation
CSMA	Carrier-Sense Multiple Access
CSMA/CA	CSMA/Collision Avoidance
CSP	Cutting Stock Problem
DESERT	DESign, Simulate, Emulate and Realize Test-beds for underwater network protocols
FDMA	Frequency Division Multiple Access
Gbps	Gigabits por segundo
GEO	Group on Earth Observations
GEOSS	Global Earth Observation System of Systems
GOOS	Global Ocean Observing System
GPS	Global Positioning System
IEO	Instituto Español de Oceanografía
LLC	Link Layer Control
MAC	Medium Access Control
Mbps	Megabits por segundo

MVBP	Multiple-Vector Bin Packing
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiple Access
OSI	Open Systems Interconnection
PLR	Packet Loss Rate
ROV	Remotely Operated Vehicle
S-TDMA	Spatial-Time Division Multiple Access
SUNSET	Sapienza University Networking framework for underwater Simulation Emulation and real-life Testing
TDMA	Time Division Multiple Access
TXOP	Transmission Opportunity
UNFCCC	United Nations Framework Convention on Climate Change
UWSN	Underwater Sensor Network

# Capítulo 1

## Introducción

En este capítulo, se establece el marco de trabajo de la presente tesis. En la Sección 1.1, se realiza una breve descripción del entorno marino, así como la motivación para realizar medidas del mismo. Se abordan también las principales limitaciones que impone el medio marino a las comunicaciones. Posteriormente, en la Sección 1.3 se realiza una exploración de los campos de actuación que poseen las redes de sensores, en general, y las redes de sensores submarinas, en particular. A continuación, en la Sección 1.4 se presenta la estructura que poseen las redes submarinas inalámbricas (UWSN) en un escenario general. Para finalizar, se describen los objetivos alcanzados en esta tesis (Sección 1.5) para dar paso a la descripción de la estructura de esta memoria (Sección 1.6).

### 1.1. El entorno marino

Nuestro planeta tierra está formado aproximadamente por 3/4 partes de agua, y solamente en el cuarto restante es donde vivimos. Sin embargo, nuestro conocimiento del medio marino es muy limitado en comparación con el medio terrestre. En los últimos años se ha evidenciado esta carencia, bastaría citar como ejemplo mediático a nivel mundial la imposibilidad de encontrar los restos del avión de *Malaysia Airlines*, siniestrado el 8 de marzo de 2014 en aguas del océano Índico, pese al gran esfuerzo de cooperación internacional y despliegue tecnológico llevado a cabo en la zona de la desaparición.

La investigación sobre el cambio climático a nivel mundial, ha puesto énfasis en la importancia que tiene la actividad del hombre sobre el planeta. Desde 1991 se celebra anualmente impulsada por la ONU, la Conferencia sobre el Cambio Climático (UNFCCC [1]), donde se procura que los países adopten, entre otros compromisos, la reducción del impacto negativo de sus políticas energéticas. Fenómenos como el nivel de emisiones CO<sub>2</sub> a la atmósfera o la alteración involuntaria de las corrientes oceánicas [2] tienen efectos sobre el equilibrio del clima. Esto ha llevado a iniciativas tanto a nivel local (ej. medición de la calidad del aire en las grandes ciudades incluyendo el nivel de CO<sub>2</sub>) como a nivel global: realizando grandes campañas de medida en el

océano que puedan mejorar nuestra comprensión de estos complejos mecanismos de la naturaleza.

En este sentido, en febrero de 2005 se crea el grupo GEO [3] (Group on Earth Observations) a petición del G8 (Grupo de los 8 países más industrializados del mundo). El grupo GEO nace como un acuerdo voluntario entre gobiernos (102 suscritos, datos de 2016) y organizaciones internacionales para crear una red de observación del planeta entre el período 2016-2025, llamada GEOSS [4] (Global Earth Observation System of Systems). Esta red está constituida por boyas oceánicas, estaciones de medida (meteorológicas, GPS y sísmicas), satélites de teledetección, modelos climáticos computerizados, etc. La red GEOSS se sirve de otros sistemas de monitorización como GOOS [5] (Global Ocean Observing System) creado en 1999 para la monitorización del océano. Europa (y España a través del IEO [6]) participa en GOOS a través de un programa europeo llamado Euro Argo [7], que tiene como misión principal establecer una red de instrumentos que toman medidas del océano (salinidad, temperatura, etc.) de forma continua y las envían vía satélite a centros donde se almacenan y procesan.

Se puede decir sin temor a equivocación, que el canal marino es uno de los canales más hostiles que existen [8][9], produciéndose una larga lista de fenómenos indeseables sobre la onda propagada. Los principales que afectarían a una comunicación fiable y eficiente serían:

- La **conductividad** ( $\sigma$ ) del agua marina varía entre 2 S/m (océano Ártico) y 8 S/m (mar Rojo) [10]. Dichos valores equivalen aproximadamente a 400 veces la conductividad del agua dulce. Este hecho provoca que las ondas electromagnéticas de radiofrecuencia habituales en comunicaciones aéreas ( $> 300$  kHz), no puedan propagarse más allá de decenas de metros [11] en el agua marina.
- La **absorción** del medio, provoca alta atenuación de la onda a frecuencias por debajo de 10 Hz (penetración en el lecho marino) y por encima de 1 Mhz (por viscosidad). Esto, unido a la alta conductividad comentada anteriormente, hace que las frecuencias en la banda de audio (100 Hz-300 kHz aprox.) sean las mejores candidatas para comunicaciones submarinas, con alcance de hasta decenas de kilómetros.
- La **velocidad de propagación** de las señales acústicas en el mar se sitúa ligeramente por encima de 1500 m/s. Este hecho provoca que el tiempo de propagación de la señal entre transmisor y receptor sea mucho más alto en un enlace acústico submarino que en su equivalente aéreo, provocando un mayor retardo en las comunicaciones.

En [10], se hace un recorrido de los diferentes alcances (y anchos de banda) que se han logrado en comunicaciones para entorno marino usando otras tecnologías, como radiofrecuencia (alcances inferiores a 1 m con 1 MHz de ancho de banda), o enlaces ópticos no guiados (alcance inferior a 10 m con ancho de banda de 1 GHz). En comparación, se han logrado enlaces de 1000 km de distancia usando

frecuencias acústicas, con anchos de banda muy reducidos (inferior a 1 kHz) por la gran distancia alcanzada.

Centrando la atención en estos tres efectos perjudiciales, como conclusión se pueden deducir dos importantes restricciones que impone el medio marino para la operación en las redes UWSN acústicas:

1. El ancho de banda disponible de transmisión es muy limitado, por lo que también lo será el régimen binario máximo usable.
2. Existe un alto retardo impuesto por el medio y la banda de operación (audio/ultrasonido).

## 1.2. Antecedentes

La necesidad de obtención de medidas y vigilancia sobre el mar requiere de instrumentación apropiada y de protocolos de actuación para realizar las medidas con garantías. Históricamente, y en la actualidad en muchas ocasiones, la toma de datos se realiza mediante campañas a bordo de barcos, donde se extraen las muestras del mar in situ, y pueden tener un primer análisis en laboratorio a bordo del barco. Sin embargo, las condiciones climáticas adversas como tormentas, etc. imponen una limitación para poder llevar a cabo estas campañas de medida. Este hecho, sumado al alto coste asociado de alquiler del barco, equipos, personal auxiliar, etc. suponen una restricción adicional en la cantidad de medidas que se pueden realizar.

Una solución alternativa para reducir el coste y poder disponer de suficientes medidas, incluso en tiempo real, pasa por establecer una red de sensores en la zona de interés. En §1.3 se realizará un breve recorrido sobre los tipos de sensores usados y las aplicaciones más usuales de las redes de sensores, tanto terrestres como submarinas.

Por otro lado, en las redes submarinas los nodos que albergan los sensores necesitan comunicar sus datos a algún nodo especial (nodo sumidero o recolector) para facilitar su posterior recogida. De forma adicional, este nodo recolector puede enviar los datos recogidos por la red a través de una boya en superficie por vía satélite o mediante un enlace punto a punto a un centro de proceso en tierra. Sea como fuere, asumiendo que la red sea inalámbrica, es requisito indispensable tener en cuenta el comportamiento del canal submarino para poder realizar una comunicación fiable a distancia. En este sentido, el acceso al medio, es decir, al canal submarino, es el desafío al que nos enfrentamos al inicio de esta tesis.

## 1.3. Sensores y aplicaciones en redes UWSN

Atendiendo a los sensores en general, no existe una única clasificación para su estudio. Considerando la naturaleza que tiene el estímulo (o magnitud física) que hace reaccionar al sensor, se puede realizar una división de los mismos en [12]:

- Sensores acústicos: de amplitud y fase de la onda, polarización, velocidad, ...
- Sensores biológicos: de concentración de biomasa, de enzimas (ej. nivel de glucosa en sangre), ...
- Sensores químicos: detección de componentes (concentración, identificación), de bacterias, de células cancerígenas, ...
- Sensores eléctricos: de corriente, voltaje, conductividad (ej. salinidad del agua), ...
- Sensores magnéticos: de campo magnético, densidad de flujo, ...
- Sensores ópticos: de amplitud y fase de la onda, polarización, índice de refracción, espectro, ...
- Sensores mecánicos: de posición (lineal, angular), aceleración, velocidad de flujo, ...
- Sensores de radiación: tipo de radiación, intensidad, ...
- Sensores térmicos: temperatura, flujo de calor, conductividad térmica, ...

Esta gran diversidad de parámetros medibles con sensores en la actualidad hace que el número de aplicaciones en los que intervienen sea también muy elevado, sobre todo cuando se consideran grupos de sensores formando parte de una red, ya sea terrestre o en medio acuático. Con esta visión, las redes de sensores en general han recibido gran atención en los últimos años, tanto en el ámbito de la investigación y mejora de técnicas y protocolos en las comunicaciones como en el número de experiencias piloto reales efectuadas. A continuación, se cita una breve clasificación de las aplicaciones más importantes, según el ámbito en el que se desarrollan [13][14]:

- Militares: vigilancia de tropas, apuntamiento de objetivos, reconocimiento de ataques NBC (nuclear, biológico, químico). Submarinas: comunicación con submarinos, ayuda a la navegación, vigilancia de bocanas de puertos, etc.
- Medioambientales: migraciones de especies animales, detección de catástrofes, etc. En el ámbito submarino: detección (maremotos, tsunamis, inundaciones...), detección de contaminantes (plumas de río), seguimiento del clima (corrientes oceánicas), etc.
- Biomédicas: monitorización de pacientes (hospitales, ...), telemedida de datos fisiológicos (pulsaciones por minuto, presión arterial,...), seguimiento y mejora del rendimiento deportivo, etc.
- Domésticas: aplicaciones domóticas, emergencias (escapes de gas, inundación, detección humos), etc.



- Industriales: control de inventarios, control de procesos en fabricación, seguimiento de vehículos, control de robots. En el ámbito submarino: detección de bancos de peces (pesquería), etc.

Centrando la atención en las redes submarinas, existe una primera gran división atendiendo a la profundidad en la que operan. Ello es debido a que el canal acuático se comporta de manera muy distinta a partir de una cierta profundidad, distinguiendo dos tipos [15]:

- Aguas someras (*shallow water*): hasta profundidades de 100 m., y especialmente en zonas costeras. Como aplicaciones típicas en este entorno se encuentran: catalogación de especies locales (cantidad y variedad), medida del aporte de sedimentos procedente de ríos, vigilancia de sustancias contaminantes o medida de la calidad del agua (playas).
- Aguas oceánicas (*deep water*): profundidades mayores de 100 m., normalmente mar abierto u océano. En este escenario, entre las aplicaciones más extendidas se encuentran el estudio de la evolución del cambio climático o la medida de las corrientes oceánicas (temperatura, dirección,...).

En general, las aplicaciones de las redes submarinas, ya sean cableadas o inalámbricas, se pueden establecer en torno a cinco áreas de interés [16]:

- Monitorización del medio ambiente: calidad del agua, hábitat, o para exploración submarina (recursos naturales: gas, petróleo,...).
- Prevención de desastres: tsunamis, terremotos, inundaciones, etc.
- Militar: detección de minas, localización de submarinos, vigilancia, etc.
- Navegación marítima: balizamiento, ayuda a seguimiento/localización de buques, etc.
- Deporte: mejora de la técnica de natación, localización de nadadores en piscina, etc.

En esta tesis, la aplicación principal radica en la monitorización medioambiental. En un primer caso, de una pluma de estuario (aguas someras) cuya topología y análisis se realizará en el capítulo 3. Posteriormente, se extiende a un caso más general mediante una topología de red lineal, objeto de estudio en el capítulo 4.

## 1.4. Arquitectura de las redes UWSN

A partir de este momento, se va a considerar que las redes de sensores submarinas consideradas serán inalámbricas, y ello debido a una serie de ventajas generales de las redes inalámbricas sobre las cableadas, a saber:

- Coste de mantenimiento y despliegue. El tendido de cable en el fondo del mar no es una operación ni sencilla ni económica, además de tener alto coste de reparación en caso de averías.
- Recogida de datos a distancia. Una red de sensores inalámbrica permite aprovechar los módems para realizar dos tipos de comunicaciones. Aparte de las comunicaciones entre nodos, también permitiría que las lecturas de los sensores se pudieran realizar por medio de vehículos (AUV/ROV) en el caso submarino, o por aeronaves (drones, . . .) en el caso terrestre. Esto ahorraría costes e infraestructura necesaria en una solución equivalente cableada.
- Tolerancia frente a fallos. Una red cableada submarina, puede dejar de ser útil si falla algún segmento de cable entre los nodos conectados. Entre los incidentes más comunes de cables submarinos de fibra óptica que se dan en la actualidad [17] figuran la actividad pesquera y comercial marítima (70 % incidentes), por redes de arrastre y anclas, y los desastres naturales (12 %), como corrimientos de tierra, terremotos, mareas y fuertes tormentas. A partir de 1988, se incluyó un recubrimiento metálico en los cables que reduce los cortes por mordedura de animales (incluyendo tiburones).

Considerando un esquema sencillo de red UWSN, se pueden distinguir dos tipos de nodos: los **nodos sensores**, que realizan mediciones, y los **nodos recolectores**, que recogen los datos de todos los nodos sensores y los envían al exterior. Ambos tipos de nodos requieren módems acuáticos que integran los proyectores para poder realizar transmisiones y los hidrófonos para las recepciones en un solo cuerpo metálico sellado para la profundidad de operación requerida. En la figura 1.1 se representa un escenario más complejo [18], donde se han representado diferentes alternativas de despliegue y operación para la red UWSN:

- **Nodos sensores:** pueden estar organizados en grupos (*clusters*) y en este caso tienen un nodo especial recolector llamado nodo *principal* (*head cluster*) que efectúa funciones de control de la red. Este nodo principal será el encargado de enviar al recolector final los datos de la red. En el caso de la figura 1.1, podría establecerse un cluster de 5 nodos sensores y el nodo 5 sería el principal que tendría conexión directa con los nodos 1..4. A su vez, sería este nodo 5 quien enviara los datos de toda la red al nodo recolector en superficie.

Otra aproximación es tener una red de nodos que realizan encaminamiento nodo a nodo hasta que los datos alcancen el recolector de superficie. En la figura 1.1, hay dos redes de este tipo: la formada por los nodos 1 y 2, y otra con los nodos 3 y 4. Esta idea es la que se usará en esta tesis: redes de nodos sensores con encaminamiento entre vecinos y un solo nodo recolector. En este caso es de especial importancia evitar las colisiones de señales en recepción, es decir, cuando un nodo recibe más de una señal simultáneamente: la señal deseada y otras señales interferentes.

- **Recepción de datos medidos:** el nodo recolector puede estar alojado en una boya marina de superficie que disponga de algún enlace de datos. Los más usuales son vía satélite, o vía radio con una estación costera.

También es posible que la recogida de datos la realice un vehículo no tripulado que vaya situándose en el área de cobertura de cada nodo sensor o principal del cluster, y que mediante comunicación inalámbrica, descargue los datos medidos. Una vez finalizada la recogida, este vehículo puede ser recuperado para procesar los datos, por ejemplo, a bordo de un barco. Existen dos alternativas para estos vehículos: que sean operados por cable desde una embarcación (ROV) o que sean totalmente autónomos (AUV). Los AUV deben poseer una mayor inteligencia para salvar obstáculos como embarcaciones, rocas, etc. y pueden constituir un peligro para barcos comerciales o embarcaciones de recreo. Por otro lado, los ROV necesitan disponer de suficientes elementos de ayuda (cámaras, luces, brazos articulados,...) que faciliten las órdenes de navegación y operación de la persona que los está controlando.

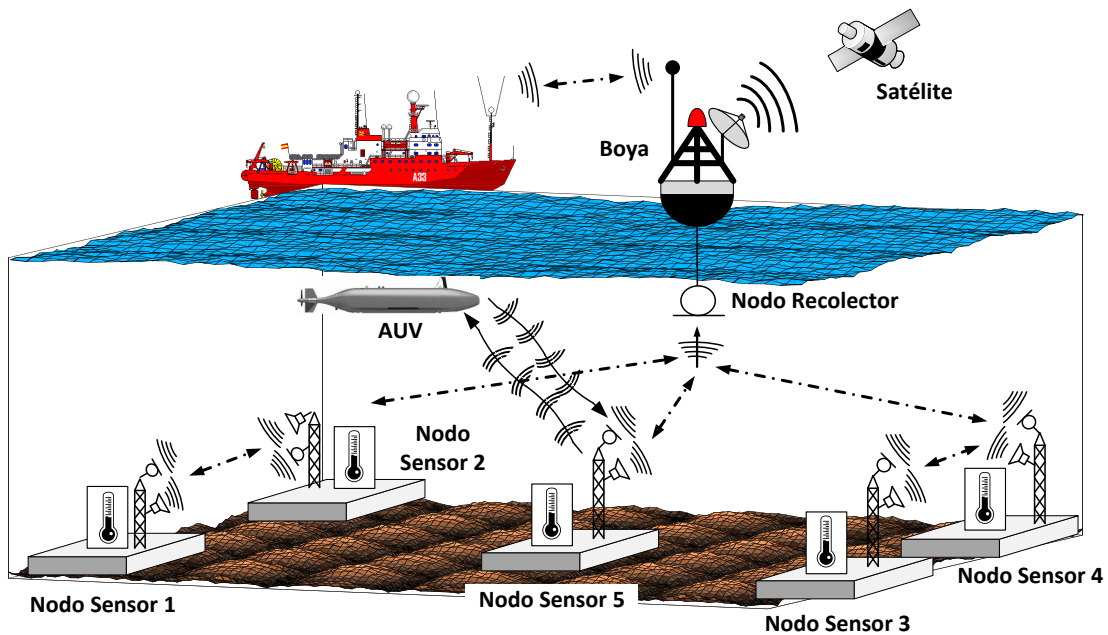


Figura 1.1: Escenario general para una red UWSN.

## 1.5. Objetivos de la tesis

En §1.1 se citaron dos problemas comunes a las redes UWSN acústicas: un régimen binario bajo y un alto retardo.

En relación al régimen binario, un parámetro típico para medir el rendimiento de una red es el *throughput*. Según la Real Academia de Ingeniería, esta magnitud se puede definir como el *caudal o tasa neta de información de usuario transmitida por una red de telecomunicación digital*. El incremento del número de transmisiones (sin colisiones) dentro de la red permitiría aumentar el *throughput* y con ello mitigar de alguna forma el problema. Se establece así como **primer objetivo** de esta tesis la búsqueda de una planificación de transmisiones que lleve aparejado un incremento del *throughput* en la red, para las dos topologías consideradas: red de estuario y red lineal.

Adicionalmente, para el caso de la red de estuario, se establece como **segundo objetivo** realizar un estudio de la influencia que tiene la localización del nodo recolector dentro de la red, concretamente si se posiciona en el centro de la red o en un extremo de la misma, aportando resultados comparativos de *throughput* y número de transmisiones.

Por otro lado, el alto retardo puede dejar de ser un inconveniente si se solapan de manera acertada transmisiones de diferentes nodos. Ello redundaría de nuevo en una mejora adicional del *throughput* de la red. De esta forma, se establece como **tercer objetivo**, aprovechar el alto retardo existente en el medio marino para mejorar aún más la planificación de transmisiones. Se aplicará al caso de la red lineal, que tiene peores prestaciones de rendimiento que la de estuario, debido a su estructura en línea con el nodo recolector situado en un extremo.

El **cuarto objetivo** de la tesis será lograr una disminución del retardo extremo a extremo (nodo sensor a nodo recolector) para la planificación obtenida con mejor rendimiento, mediante el uso de disciplinas de servicio de colas. Para ello, en el caso de la red lineal, se proponen FIFO y Round Robin como punto de partida, y se propondrá un nuevo mecanismo de mejora del retardo.

Por último, existe un **quinto objetivo** transversal para las dos topologías analizadas (red de estuario y red lineal): la planificación de transmisiones debe cumplir un criterio de equidad (*fairness*) extremo a extremo en la red, es decir, que el tráfico ofrecido por un nodo no sea penalizado por la posición que ocupe dentro de la red, evitando así que los nodos más cercanos al nodo recolector entreguen más datos que aquellos más lejanos.

## 1.6. Estructura de la memoria

Esta sección describe la organización que sigue esta memoria de tesis.

En el Capítulo 1, se ha hecho un breve recorrido en el área del medio marino, abordando diferentes temas como son la necesidad de tomar medidas, la presentación de diferentes organismos relacionados con esta medición y vigilancia, las limitaciones

técnicas que impone el canal marino a las comunicaciones o el concepto de redes UWSN acústicas como solución complementaria a las campañas de medida a bordo de barcos.

Seguidamente, el Capítulo 2 versará sobre algunos conocimientos previos necesarios, incluyendo el estado del arte de las técnicas MAC en las redes UWSN, para comprender mejor el trabajo realizado en los capítulos 3 y 4.

El Capítulo 3 contiene la primera aportación de esta tesis, y aborda el estudio y mejora de planificación de transmisiones en capa MAC para una red UWSN cuya topología está adaptada a la desembocadura de un río.

En el Capítulo 4 se trabaja sobre una topología de red lineal. En este capítulo, se realizan cuatro aportaciones: (i) presentación de una planificación óptima en throughput, (ii) introducción de un nuevo algoritmo gráfico que justifique dicha planificación óptima, (iii) técnica de mejora del retardo extremo-extremo, y (iv) estudio de las condiciones para mantener un criterio equitativo y estable de transmisiones en la red.

Finalmente, el Capítulo 5 está dedicado a remarcar las conclusiones de este trabajo y a realizar una prospección de futuras líneas de trabajo que propicien nueva actividad de investigación sobre redes UWSN en capa MAC, continuación del presente trabajo.



# Capítulo 2

## Acceso al medio en redes UWSN

Este capítulo está dedicado a presentar soluciones propuestas para capa MAC en las redes UWSN. Tras una introducción de conceptos generales de la capa y la presentación de algunos entornos de desarrollo para aplicaciones en redes submarinas, se expondrán en la Sección 2.2 diferentes técnicas MAC que organizan las transmisiones en las redes UWSN, estableciendo lo que habitualmente se denomina estado del arte. Seguidamente, en la Sección 2.3 se establecen las condiciones de operación para los nodos de la red, que serán asumidas como válidas a lo largo de esta tesis. Con objeto de medir las prestaciones, en la Sección 2.4 se definen los indicadores que permitirán contrastar los resultados obtenidos.

### 2.1. Introducción

Típicamente, la capa 2 (o nivel de enlace) de un protocolo de comunicaciones que cumpla el estándar OSI, contendrá dos subcapas: la de Control del Enlace de Datos (LLC, *Link Layer Control*) y más cerca del nivel físico, la de Control de Acceso al Medio (MAC, *Medium Access Control*). Las funciones principales de la capa LLC [19], son la generación/división de trama, el direccionamiento físico o el control de flujo y errores. Por su parte, la capa MAC es necesaria cuando el medio es compartido por más de un dispositivo, como es el caso del medio submarino en esta tesis, y se encarga de arbitrar el orden de las transmisiones para evitar colisiones de datos.

La capa MAC será el marco de trabajo en el que se centra esta tesis. Para el caso concreto de una red UWSN, se tienen dos limitaciones que un protocolo MAC debe considerar: un alto retardo de propagación de las señales [20], y el uso de la banda de audio/ultrasonidos para transmisión y recepción.

Respecto al alto retardo de propagación, esto genera problemas en el sincronismo de los nodos de la red, a la vez que puede provocar colisiones, que se producirían cuando varias señales transmitidas coinciden en tiempo en un nodo que está recibiendo datos. Estos dos conceptos, el sincronismo y el tratamiento de las colisiones, constituyen un ámbito de estudio importante en los protocolos para redes UWSN. Aunque el sincronismo no será tenido en cuenta en este trabajo, sí se considera para cada topología de red (red de estuario y red lineal) el tratamiento de las colisiones.

Por otro lado, el usar frecuencias de audio provoca una baja velocidad de transmisión, con lo que se debe realizar una organización de las transmisiones que consigan un máximo rendimiento de la red UWSN. En esta tesis, se considera una operación con multiplexación en tiempo, con lo que existe un algoritmo planificador que decide qué nodo transmite y recibe en cada intervalo de tiempo. Para cada topología de red a estudiar, se plantea como objetivo principal encontrar un planificador óptimo en número de transmisiones y recepciones que reduzca los efectos de esta baja tasa de transmisión de datos.

Además de las limitaciones que impone el medio marino, las redes UWSN deben tener en cuenta el consumo de energía, puesto que cambiar las baterías de los nodos es una operación costosa. Por ello, es un objetivo de la capa MAC proveer de algún mecanismo de ahorro energético. En esta tesis, se considera un tercer estado de operación en los nodos distinto a transmisión y recepción, que es un estado de reposo o bajo consumo, que denominamos *Idle*. Además, se hará en el Capítulo 3 un estudio del consumo energético para el caso de la red de estuario.

### 2.1.1. Entornos de desarrollo de protocolos submarinos

El número de entornos software (en inglés *frameworks*) para desarrollar y probar nuevos protocolos en el ámbito submarino ha sufrido un fuerte crecimiento en los últimos años [21][22]. Se citan en esta sección algunos detalles de los que están más extendidos y han sido usados para aplicaciones reales.

El entorno Aqua-Net [23] es un sistema software basado en TCP/IP que permite desarrollar e implementar protocolos para diferentes dispositivos acuáticos. Está compuesto de un hardware básico (que incluye un micro módem y un puerto serie) operado bajo Linux. Una de sus características más importantes, es que cada capa puede acceder a otras no contiguas (arquitectura *cross-layer*) permitiendo un control de los parámetros entre capas, por ejemplo aumentando o reduciendo la potencia transmitida, para mejorar el alcance o ahorrar energía.

Otro sistema que permite desarrollar sistemas de comunicaciones submarinos en general es SUNSET [24] (**S**apienza **U**niversity **N**etworking **f**ramework **f**or **u**nderwater **S**imulation **E**mulation and **r**eal-life **T**esting). Ha sido probado en más de 15 campañas (entre 2011-2015) de medidas marítimas en colaboración con la OTAN (CMRE, *Centre for Maritime Research and Experimentation*). Está basado en el simulador libre de redes NS-2 (*Network Simulator v.2*). SUNSET permite simular, emular y probar de forma real diferentes sistemas hardware comerciales, como módems acústicos, sensores, vehículos AUV o robots móviles submarinos. Una de sus principales características es que ha sido diseñado para aislar los módulos software que implementan los protocolos de comunicaciones de aquellos otros que controlan el hardware, permitiendo versatilidad al diseñador, es decir, que un cambio de protocolo no afecte al diseño hardware y viceversa.

Un sistema muy similar a SUNSET, también basado en NS-2 pero con inferiores prestaciones, es DESERT [25] (**D**Esign, **S**imulate, **E**mulate and **R**ealize **T**est-beds **f**or **u**nderwater **n**etwork **p**rotocols). Su principal diferencia respecto a SUNSET, es que aporta módulos de desarrollo en lenguaje de alto nivel C/C++, aportando mayor ver-



satilidad en el diseño por ser un lenguaje más extendido que OTcl, lenguaje usado para la interfaz de simulación con NS-2.

Otro grupo de herramientas de simulación para redes submarinas, son NS-3 y Aqua-Sim [21]. Ambas están basadas en Python, un lenguaje interpretado que pretende hacer muy legible el código desarrollado. Concretamente, NS-3 es, al igual que NS-2, un simulador de eventos discretos. Está desarrollado en C++ y Python, y soporta visualización mediante una opción interna o con herramientas externas como NetAnim. NS-3 no es compatible con NS-2, y posee un modelo específico para redes submarinas, denominado UAN (*Underwater Acoustic Network*). Este modelo tiene cuatro partes: el canal físico, capa física OSI, capa MAC OSI y modelos para vehículos autónomos AUV. Por otro lado, Aqua-Sim está basado en NS-2 con programación orientada a objetos, y permite el desarrollo de aplicaciones tridimensionales. Una de las características más relevantes de Aqua-Sim es que posee un animador de simulaciones 3D (Aqua-3D) que permite visualizar el resultado obtenido de la simulación como si se estuviera en un escenario real.

Por último, una reciente incorporación ha sido el primer estándar de comunicaciones submarinas, denominado JANUS [26]. Aprobado en 2017 por el centro CMRE, una de sus características más notables es que ha sido diseñado para ser muy fiable y robusto, incorporando diversas técnicas de tratamiento de errores a nivel físico (código convolucional, entrelazado y otro código CRC). En la capa MAC, usa CSMA/CA [27] (*Carrier-Sense Multiple Access/Collision Avoidance*), un protocolo muy extendido que usa un método de acceso aleatorio al medio, y que será presentado en §2.2.1.

En esta tesis se ha optado por desarrollar un simulador propio basado en eventos discretos sobre MATLAB<sup>®</sup> para realizar las medidas de prestaciones de las redes que serán analizadas. Esta decisión corresponde a un motivo principal: se opera sobre planificación de transmisiones (capa MAC). En este sentido, usando MATLAB<sup>®</sup> se simplifica la simulación, aislando la operación de organizar las transmisiones y recepciones de los efectos de la capa física y otros detalles de protocolos que sería necesario configurar si se usara otro entorno de simulación de redes, como NS-2/NS-3. Otra ventaja añadida, es conocer de primera mano el comportamiento de la red, puesto que se tiene acceso sin condiciones a todas las variables del código desarrollado, con lo que poder obtener métricas sobre cualquier parámetro de operación de la red en el tiempo como longitud de las colas, retardos, etc.

## 2.2. Estado del arte

Los aspectos más importantes que deben ser tenidos en cuenta a la hora de elegir una técnica MAC u otra para una red UWSN pueden enumerarse en [28]:

- **El canal marino.** Recordando lo expuesto en §1.1, el uso de frecuencias acústicas implica dos problemas a superar: baja velocidad de transmisión binaria, y alto retardo de la onda propagada.
- **Energía.** El consumo de energía debe ser reducido debido al alto coste de reemplazar la fuente de energía de los nodos de la red.

- **Sincronismo.** En algunas técnicas MAC se requiere que la operación en la red esté sincronizada. Esto obliga a usar algún mecanismo para conseguir que todos los nodos de la red usen un reloj sincronizado.
- **Colisiones.** Según la técnica MAC empleada, puede darse el caso de varias transmisiones simultáneas que provoquen interferencias, corrompiendo los datos en recepción. En este caso, será obligado hacer una recuperación de la colisión, asociado a un mayor consumo de energía que si no se hubiera producido esta.

En esta tesis, el interés se centra en superar (i) la baja velocidad de transmisión binaria, (ii) el alto retardo de propagación y (iii) las colisiones. Más adelante, se adoptarán decisiones que justifiquen dichos objetivos.

En relación a las técnicas MAC propuestas para redes UWSN, existe mucha actividad reciente ([16] [29] [28] [30] [31]). Una división aceptada para clasificar dichas técnicas MAC [28] es según como se realice el acceso al medio compartido para efectuar la transmisión. Existen tres alternativas: acceso por contienda, por reserva o de forma híbrida.

- **Acceso por contienda.** Se requiere que el nodo que quiera transmitir consiga el acceso exclusivo al canal. Existen aquí dos grandes familias MAC: las que usan protocolos, y las que acceden de forma aleatoria. Las capas MAC basadas en protocolo, constituyen una amplia variedad de técnicas que buscan poner de acuerdo a los nodos de la red para que no se produzcan colisiones en el momento de la transmisión de los datos. Se puede realizar una primera clasificación según se use un solo canal de transmisión para todos los nodos, o varios canales (multicanal). Por su parte, el número de técnicas MAC de acceso aleatorio se reducen a dos familias: Aloha y CSMA. Ambas poseen mecanismos de recuperación de la transmisión en caso de colisiones.
- **Acceso por reserva.** En este caso, el nodo que quiere realizar una transmisión no tiene que ganar el medio de forma exclusiva, sino que se tiene un mecanismo arbitrado a priori que todos los nodos respetan a la hora de acceder al medio para realizar sus transmisiones.

Existen tres grandes familias de métodos en este área, según se multiplexen las transmisiones en tiempo (TDMA), en frecuencia (FDMA) o por código (CDMA).

- **Acceso híbrido.** Son técnicas que intentan conjugar las ventajas de las otras dos familias: por contienda y por reserva. Existen muchos ejemplos, algunos de los cuales serán analizados en §2.2.3.

### 2.2.1. MAC por contienda

En lo que a las técnicas por contienda se refiere, un primer grupo lo constituyen las técnicas de acceso aleatorio: Aloha y CSMA.

Aloha es la técnica más simple, en la que un nodo transmite a medida que tiene datos disponibles para enviar. De esta forma, se producirían muchas colisiones, por lo

que existen variantes que mejoren sus prestaciones. Por ejemplo, las técnicas basadas en Aloha ranurado [32] obligan a comenzar la transmisión al comienzo de intervalos temporales. Otras como PDT-ALOHA (*Propagation Delay Tolerant Aloha*) [33] mejoran el throughput y aumentan la robustez respecto al retardo sufrido. Existen muchas otras variantes, pero su estudio no es objetivo de este trabajo de tesis.

Por otro lado, en CSMA/CA [27] un nodo escucha primero el canal y, si está libre, comienza a transmitir. Por citar dos variantes, *Ordered CSMA* [34] mejora el rendimiento y no requiere sincronismo, y *Tone-Lohi* [35] (*Lohi* significa lento en Hawaiano) hace que los nodos reserven el canal primero antes de transmitir.

La otra gran familia de técnicas que realizan competición por obtener el canal, se basan en protocolos. Algunos, priman la eficiencia de energía consumida, como *Slotted FAMA* [36], que ha surgido como una mejora adaptada al medio marino de un protocolo existente para paquetes radio (FAMA [37]). Concretamente, *Slotted FAMA* se basa en realizar dos funciones principales para que un nodo obtenga acceso exclusivo al canal: escucha del canal y diálogo transmisor-receptor. Existen otras alternativas también eficientes en energía, como por ejemplo *MACA-MN* [38] para realizar transmisiones multi-salto en la red.

Otros protocolos se centran en paliar los efectos del alto retardo, como *MACA-U* (*Multiple Access Collision Avoidance for Underwater*) [39], o su mejora posterior *APCAP* [40], que emplea una técnica adaptativa para el tráfico ofrecido y la variedad de destinos posibles de la transmisión a realizar.

Existe otra línea de actividad importante en hallar protocolos que consigan un alto throughput conservando un criterio de equidad, es decir, no tratar a ciertos nodos de manera favorable frente a otros, por ejemplo según su posición en la red. Se puede citar como ejemplo el protocolo *SF-MAC* (*Spatially Fair Multiple Access Control*) [41] que consigue mejor throughput que *MACA-U* o *Tone-Lohi*.

Otro ámbito de protocolos (multicanal) consideran tener varios canales para realizar las transmisiones. Como ejemplo reciente, *MC-UWMAC* [42] usa un único canal de control y varios de datos, que serán asignados a cada pareja de nodos para realizar sus transmisiones dentro de la red.

### 2.2.2. MAC por reserva (multiplexación)

Como ya se adelantó, existen tres familias de técnicas MAC por reserva: de frecuencias (FDMA), de tiempo (TDMA) y mediante códigos (CDMA). En el caso de FDMA, el ancho de banda total disponible se divide en subbandas y se asignan a los nodos para transmitir. Sin embargo, dado el estrecho ancho de banda disponible al usar la banda de audio, afectan mucho los efectos de desvanecimiento (*fading*) y multicamino del canal marino sobre cada subbanda. Por ello, esta técnica tal cual se ha definido no es apropiada en UWSN. Sin embargo, existen mejoras como usar múltiples subportadoras ortogonales (OFDMA) que se solapan en frecuencia, aprovechando así mejor el ancho de banda y atenuando el efecto multicamino. Un ejemplo lo constituye la técnica *UW-OFDMAC* [43], que además consume poca energía, o una técnica adaptativa a cambios del canal más reciente [44]. Para mayor profundidad en el tema, se puede consultar [45].

Otra aproximación es CDMA, que permite a todos los nodos de la red realizar sus transmisiones simultáneamente en toda la banda de frecuencias. Mediante la aplicación de códigos únicos por destino a la señal binaria a transmitir, un receptor puede seleccionar sólo los mensajes dirigidos hacia él aplicando su código asignado, pareciendo el resto señales de falso ruido. El principal problema es el efecto cerca-lejos (*near-far*): cuando una señal es más potente que el resto (por ej. un nodo cercano) se hace muy difícil recuperar cualquiera de las demás señales más débiles.

Un ejemplo lo constituye CDMA-B [46] (*CDMA-based MAC*). Sus principales características son disponer de dos modos de operación (modo de reposo periódico que ahorra energía y modo de transmisión) y que la transmisión se realiza por niveles establecidos según la distancia al nodo recolector, iniciándose en el más lejano y concluyendo en el más cercano. La topología de red empleada es de tipo árbol, empleando encaminamiento multisalto para alcanzar al nodo recolector situado en el extremo de la red. Se concluye que da mejor throughput etiquetar con solo un código cada nodo que usar varios códigos diferentes en cada nodo para transmitir un tren de paquetes.

Otro ejemplo representativo es la técnica POCA-CDMAMAC [47] (*Path Oriented Code Assignment CDMA-based MAC*), que tiene una fase inicial de establecimiento del camino hacia el nodo recolector a medida que se van desplegando los nodos sensores de la red. En este caso, el código usado es único para cada ruta completa hasta el nodo recolector, y no como en otros esquemas que asignan un código distinto a cada nodo transmisor o receptor. De esta forma, el código tiene menor longitud (y también la secuencia binaria codificada a transmitir) porque el número de rutas suele ser muy inferior al de nodos de la red. Además, esta asignación también permite que POCA-CDMAMAC habilite al nodo recolector para recibir simultáneamente de múltiples nodos adyacentes, elegidos mediante un mecanismo basado en turnos rotatorios (Round-Robin).

Si se comparte el tiempo entre todos los nodos, surgen las técnicas TDMA que asignan ranuras temporales para las transmisiones. Su principal ventaja es ser simples y flexibles. Por otro lado, la principal desventaja es que se requiere sincronismo para que los nodos puedan ajustar los intervalos de tiempo. Los aspectos principales que diferencian las diferentes técnicas propuestas, pueden enumerarse en:

- **Throughput.** Bajo este epígrafe, se encuentran las técnicas TDMA que tratan de incrementar las transmisiones con éxito en el canal. A continuación, se citan brevemente las técnicas más importantes:
  - ACMENET [48]. Este protocolo (*Acoustic Communication network for Monitoring of Environment*) se sirve del alto retardo para evitar colisiones. Divide a los nodos entre maestros y esclavos. Los nodos maestros miden el retardo de las transmisiones procedentes de los esclavos. Posteriormente, se ordenan en una lista descendente según el retardo medido y los maestros avisan a los esclavos qué intervalos de transmisión pueden usar. Por ello, aunque se evitan las colisiones, la energía consumida se ve incrementada por la asignación de intervalos.

- ST-MAC [49]. Esta técnica (*Spatial-Temporal MAC*) resuelve el problema de la incertidumbre espacio-temporal mediante la construcción de un grafo de conflictos que tiene en cuenta el encaminamiento usado y los retardos entre cada pareja de nodos. Para obtener las transmisiones sin colisión, se plantea un problema de coloreado del grafo que se resuelve mediante un novedoso algoritmo heurístico iterativo denominado TOTA (*Traffic-based One-step Trial Approach*). Después, se plantea un problema de programación lineal cuya solución será la planificación óptima, es decir, la asignación de intervalos de transmisión a los nodos libre de colisiones.
- SST-MAC [50]. En *Spatially Shared TDMA MAC*, se define una medida de calidad que tiene en cuenta tanto la probabilidad de error (fiabilidad) como el número de transmisiones simultáneas que se pueden realizar (eficiencia). Según el valor de esta medida de calidad, se da permiso a un cierto número de nodos para transmitir simultáneamente. Se aportan resultados de varias topologías de redes con cluster de nodos operando en TDMA.
- C-MAC [51]. En *Cellular-MAC*, se realiza una división en celdas del espacio, donde cada una tiene asignado un intervalo de tiempo. Cada nodo de la red, solo puede usar el intervalo de su celda. Esta aproximación evita las colisiones y mejora el throughput varias veces respecto al obtenido por *Slotted-FAMA* cuando crece la carga ofrecida a la red.
- UD-TDMA [52]. Esta técnica (*Underwater Distributed-TDMA*) está pensada en un entorno de despliegue aleatorio con alta densidad de sensores o que poseen movilidad reducida. Usando un intercambio de información a 2 saltos de nodo, es posible que un nodo calcule mediante un algoritmo distribuido el comienzo del intervalo de tiempo para transmisión, usando un grafo de conflictos similar a otras técnicas ya presentadas.
- PR-MAC [53]. Este protocolo denominado *Priority Reservation-MAC*, obliga a los nodos a reservar un intervalo de tiempo previamente para transmitir. Los intervalos de tiempo se adjudican considerando una prioridad a los nodos en 2 saltos (no en nodos adyacentes): mayor potencia de señal recibida implica mayor prioridad, aunque también se consideran las condiciones del canal.
- DSSS [54]. Aquí se usa una estrategia de asignación dinámica de intervalos de tiempo (*Dynamic Slot Scheduling Strategy*) para conseguir una planificación de transmisiones eficiente y libre de colisiones. Hay cuatro algoritmos implicados, cuyas funciones son: agrupamiento de nodos, ordenación, planificación y desplazamiento. Con ello, se aumenta el número de transmisiones entre nodos sensores, y hacia nodos recolectores, en ambos sentidos (recolectores hacia nodos sensores también).
- SYNC-MAC [55]. La principal cualidad de este protocolo (*SYNChronization MAC*) es poder mantener comunicaciones con vehículos AUV. La red está compuesta de nodos recolectores de datos en superficie, que actúan como nodos principales de cada cluster, y vehículos AUV que van tomando medidas submarinas y envían sus datos al nodo principal de su cluster. Aunque este protocolo

ha sido diseñado específicamente para comunicar con vehículos submarinos, también es aplicable para redes UWSN.

- **Retardo.** En este apartado, se revisan algunas técnicas TDMA que se centran en paliar los efectos del retardo.
  - ERMAC [56]. Este protocolo (*Efficiency Reservation MAC*) está pensado para operar en un cluster de nodos sensores con el nodo recolector principal en el centro, aunque no tiene que ser necesariamente una topología regular. La idea que explota es que el nodo recolector crea franjas de distancia para agrupar a los nodos, y se usa un mecanismo de reserva del canal antes de transmitir para evitar colisiones y aumentar el throughput.
  - WA-TDMA [57]. En este protocolo (*Wave-like Amendment-based TDMA*), la planificación se establece entre cada dos nodos compañeros, a partir de un nodo inicial que comienza el proceso para toda la red. Se incluye un proceso de recuperación (*amendment*) adaptativo en caso de colisión al asignarse el mismo intervalo para dos enlaces cercanos. Esta operación tiene unas ventajas derivadas: es un proceso de asignación de intervalos flexible, totalmente distribuido, y eficiente por poder reutilizar en diferentes enlaces a cierta distancia el mismo intervalo. Consta de tres fases: asignación de intervalo, recuperación y operación periódica.
- **Sincronismo.** Se hace aquí un recorrido por algunas técnicas TDMA que facilitan y mantienen el sincronismo en la red.
  - UWANMAC [58]. Sus siglas provienen de *Underwater Wireless Acoustic Networks MAC*, y tiene una fase inicial de sincronismo entre los nodos que se repite luego cada cierto número de tramas. Por otra parte, dentro de los campos de cada paquete transmitido, se proporciona información de presencia (concretamente una lista de nodos vecinos que no han transmitido) y de sincronismo (permite cambios en el período de trama para evitar colisiones).
  - UW-FLASHR [59]. Es la adaptación de un protocolo pensado para radiofrecuencia al caso submarino: *Full-path Long-life Adaptively Synchronized Hop Reservation* (FLASHR) [60]. La técnica UW-FLASHR no requiere sincronismo preciso y es distribuida. Cada ciclo de transmisiones tiene una etapa experimental, en la que los nodos piden intervalo para poder transmitir, y otra de establecimiento en la que se han resuelto las peticiones usando intervalos de guarda para evitar colisiones y se realizan las transmisiones de datos.
  - STUMP [61]. Este protocolo (*Staggered TDMA Underwater MAC Protocol*) solapa las transmisiones usando información recopilada del retardo (a 2 saltos en la red), y no requiere de sincronismo previo. Permite además que los nodos transmitan en más de un intervalo continuo por dos razones: para satisfacer la demanda de tráfico y en ciertos casos, para evitar colisiones.

### 2.2.3. MAC híbridas

Las técnicas híbridas pretenden conjugar los beneficios de varias técnicas diferentes. Por ejemplo, en [62] se propone una técnica HSR-TDMA (*Hybrid Spatial Reuse-TDMA*) multicanal para clusters de nodos, que usa planificación TDMA con reutilización espacial (transmisiones simultáneas de varios nodos en el mismo intervalo) dentro del cluster, y CDMA para comunicación entre diferentes clusters, que además evita conflictos secundarios (paso de barcos, obstáculos temporales, etc.). Esta técnica tiene su continuidad en [63] para una red general (sin clusters) que no requiere conectividad total entre los nodos. Además, se arbitra en la planificación de intervalos un mecanismo para evitar el conocido efecto cerca-lejos que afecta a CDMA.

Otro ejemplo híbrido que usa ambas técnicas MAC por reserva (TDMA) y por contienda (acceso aleatorio en este caso) es H-MAC (*Hybrid-MAC*) [64], donde existen dos tipos de intervalos de tiempo en la trama: unos asignados para transmisión de datos (TDMA) y otros de acceso aleatorio (sin planificar) para poder adaptarse a picos de tráfico.

En P-MAC (*Preamble-MAC*) [65], se usan conjuntamente S-MAC (acceso aleatorio) y TDMA. El argumento principal es sobrevenir los problemas de sincronismo de TDMA, estimando la distancia virtual de los nodos o VDL (*Virtual Distance Level*) a base de medidas periódicas sobre el canal, que también permite una operación dinámica en la red. De forma similar al bluetooth, consta de cuatro fases: preámbulo (el nodo recolector transmite y los nodos reciben estimando VDL), organización (los nodos envían al recolector su distancia estimada), sincronismo (el nodo recolector envía información a los nodos de la asignación de intervalo) y supertrama (operación periódica de transmisión de datos hacia el nodo recolector).

Existen muchas otras asociaciones como usar Aloha con CDMA (UW-MAC [66]) buscando sobre todo eficiencia en energía, o MACA con CDMA (PLAN, *Protocol for Long-latency Access Networks* [67]) un protocolo multicanal que usa un protocolo de acceso (MACA) en cada canal para obtener acceso al medio antes de transmitir, y la técnica CDMA para la transmisión de datos, minimizando así el efecto multicamino y Doppler.

### 2.2.4. Retos

Existen limitaciones que se deben superar para hacer que las redes UWSN puedan mejorar sus prestaciones en general. Por ejemplo, en [14] se indica entre otras cuestiones, cuáles son los principales problemas actuales en el área de las UWSN. Existen dos principales:

- **Despliegue de la red.** Diferentes topologías tienen repercusión en parámetros como el área cubierta, el tiempo de vida útil de los sensores, la complejidad de los algoritmos que se ejecutan en los nodos o la fiabilidad de la comunicación establecida. No existe un único criterio en que para una aplicación determinada se establezca una red UWSN distribuida o centralizada, con subredes (clusters) o con un único nodo recolector. En este sentido, un trabajo reciente [68] define

como primordial introducir algoritmos que controlen la topología en las redes UWSN. Se establecen tres categorías para tales algoritmos: de control de potencia, de administración del interfaz inalámbrico, y por último técnicas con ayuda de agentes móviles. Según esta clasificación, se pueden ubicar el resto de técnicas vistas y sacar nuevas conclusiones acerca de las ventajas e inconvenientes que ofrecen, así como nuevos algoritmos que controlen la topología.

- **Localización de nodos.** Conocer de forma exacta la posición de los nodos es importante porque afecta a diferentes aspectos de la red. En concreto, pueden citarse los protocolos de encaminamiento, la detección de blancos en ciertas aplicaciones, el seguimiento de los nodos desplegados (sobre todo si son móviles) y el geo-etiquetado de los datos para mejorar su clasificación e interpretación posterior.

Asimismo, entre los retos futuros de las redes UWSN que no están cubiertos figuran:

- **Redes vulnerables.** Al estar localizadas en sitios donde puede existir actividad humana, es sencillo que sufran accidentes que degraden su normal funcionamiento, como daños por arrastre de anclas, interferencias en la comunicación por ruidos de hélices de embarcaciones cercanas, etc.
- **Escalabilidad.** Aumentar el tamaño de una red UWSN no es sencillo porque los algoritmos están adaptados a la topología de diseño para ser eficientes. Además, pueden existir nodos averiados que no son fáciles de detectar, etc.
- **Sincronismo.** Hasta el momento, no existe un procedimiento que asegure el sincronismo en toda la red UWSN de forma distribuida. En la literatura técnica se ha tratado poco este asunto, ej. [69][70].
- **Velocidad de transmisión.** La mayoría de los módems comerciales deben operar a velocidades inferiores a los 20 kbps por usar frecuencias acústicas (limitación del medio marino). Existen pocas alternativas para operar a mayor velocidad cuando se requieren alcances superiores a varios cientos de metros.
- **Energía.** El consumo de energía, mediante baterías usualmente, limita el tiempo de vida de los nodos de la red, y hace más complicados los algoritmos de comunicaciones para alargarlo. Se requieren nuevas alternativas para incrementar la vida útil por consumo de energía.
- **Compatibilidad.** Existen muy pocos estándares definidos tanto a nivel de hardware (nodos) como de operación en la red, que permitan garantizar la compatibilidad entre distintas soluciones que ofrezca el mercado, y poder así generar nuevos productos y servicios no propietarios. Uno de ellos aprobado recientemente (2017) es JANUS [26], desarrollado por el centro CMRE (*Centre for Maritime Research and Experimentation*) perteneciente a la OTAN.



## 2.3. Modelo de operación UWSN

Las dos redes consideradas en esta tesis conservan un modelo de operación de los nodos en común, que se ha representado en la figura 2.1. En ella, se puede observar como la red constará de un solo nodo recolector, que según la topología de estudio podrá localizarse en diferentes ubicaciones. El resto de nodos se asume que llevan los sensores de medida, que son los causantes de generar el tráfico de datos que ha de ser encaminado hacia el nodo recolector.

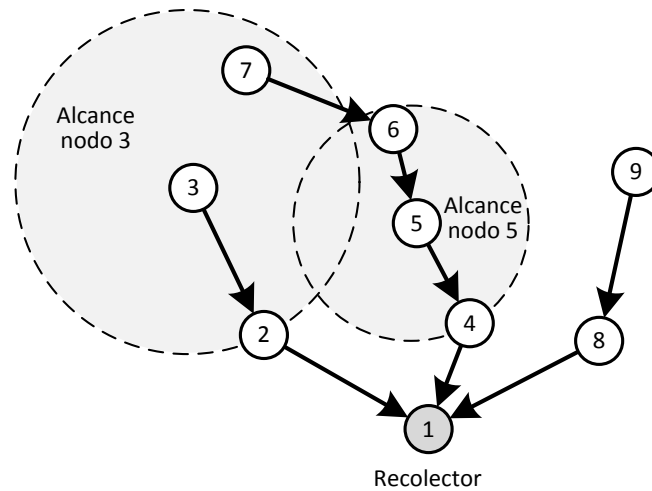


Figura 2.1: Encaminamiento considerado en la red UWSN (topología ficticia).

Las rutas de encaminamiento para llegar al nodo recolector son fijas y preestablecidas. Esto se puede justificar desde el punto de vista de la necesidad de realizar medidas en localizaciones determinadas, con lo que se pueden planificar las rutas más cortas posibles hacia el nodo recolector para mantener un consumo eficiente de energía.

Respecto al módem a bordo de los nodos, se asume que posee un control de potencia, tal que la señal podrá llegar con suficiente calidad al siguiente nodo de la red pero no más allá (a otros nodos más lejanos). En la figura 2.1 se ha puesto un ejemplo representando que el alcance de los nodos 3 y 5 es diferente. La potencia del nodo 3 está diseñada para alcanzar al nodo 2, que es el siguiente nodo en la ruta hacia el recolector. Por su parte, el nodo 5 requiere alcanzar al nodo 4 a distancia más cercana que el 2 del nodo 3, teniendo por ello un alcance menor. Esto implica que la técnica de encaminamiento siempre será multisalto, es decir, un nodo solo puede enviar a algún nodo compañero dentro de su rango, y no a distancias mayores.

Por otro lado, se ha supuesto que el módem es omnidireccional, para abordar un problema general y con menor coste de implementación que el uso de un módem acústico directivo. Ello tendrá implicaciones en el tratamiento de las colisiones de datos que se puedan producir. Por ejemplo, en la figura 2.1, se observa que el nodo 7 está dentro del alcance del nodo 3, y lo mismo ocurre con el nodo 6 respecto del nodo 5.

Respecto a la operación TDMA en la red, se ha reflejado en la figura 2.2 un ejemplo representativo para una topología lineal de tres nodos sensores y un cuarto nodo recolector. Otra alternativa sería considerar que en un slot se realiza una comunicación completa entre dos nodos adyacentes: la transmisión del nodo origen y su recepción en el nodo destino. A continuación, se describen todos los elementos importantes a considerar:

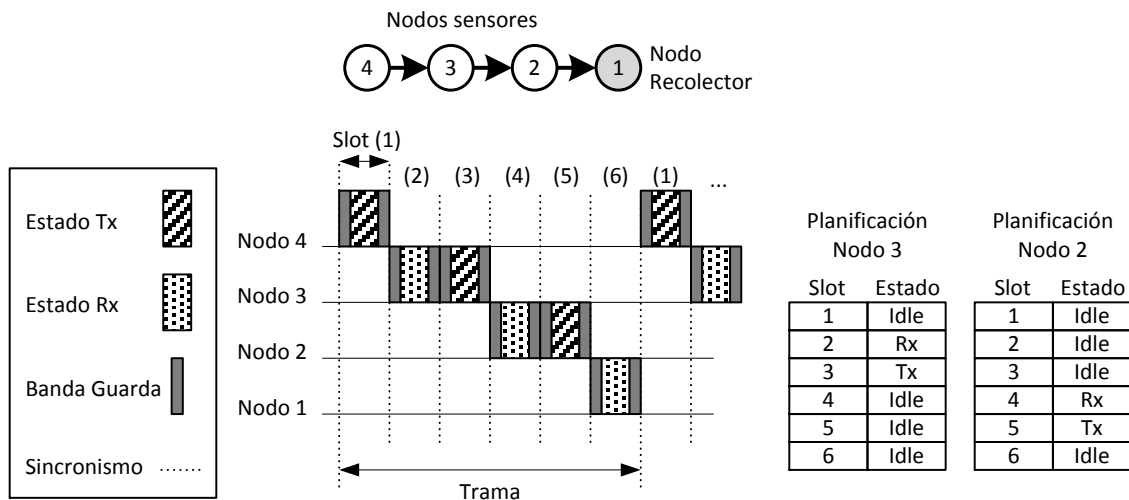


Figura 2.2: Operación TDMA en una red UWSN de 4 nodos.

- Slot.** Es la duración de un intervalo de tiempo en el que un nodo podrá realizar una transmisión o una recepción o permanecer en modo reposo. Todos los slots tienen igual duración, y se asume que duran una transmisión completa (o recepción). No se ha considerado aquí la posibilidad de realizar trenes de transmisiones que ocupen más de un slot. Por otro lado, el slot lleva incluido unas franjas de tiempo comienzo/fin (o bandas de guarda) para que la dispersión temporal del canal no afecte a la transmisión/recepción de datos.
- Trama.** Es el conjunto de slots (intervalos de tiempo) que se repite de forma periódica conformando una operación estable de la red. En la red de la figura 2.2, la trama tiene un período de 6 slots.
- Estados.** Los nodos que albergan sensores pueden estar en tres estados posibles: transmisión (*Tx*), recepción (*Rx*) o reposo (*Idle*). El estado de reposo se introduce para ahorrar energía en el nodo y alargar así el tiempo de vida útil de sus baterías. El modo Tx será siempre simplex, es decir, los módems a bordo de los nodos no tienen la capacidad de transmitir y recibir simultáneamente. Esto se puede explicar por mantener un coste limitado en el equipamiento de la red. En el ejemplo de la figura 2.2, se ha considerado por sencillez que cada nodo realiza una sola transmisión (y recepción) en cada trama, exceptuando los nodos extremos: nodo generador 4 (solo Tx) y nodo recolector 1 (solo Rx).

- **Sincronismo.** Se asume que cada nodo está sincronizado con el resto, en el sentido de estimar correctamente el comienzo y duración de los slots. Las redes que se plantearán en esta tesis tienen topología conocida y fija (no ad-hoc), permitiendo aplicar distintos mecanismos existentes para obtener dicho sincronismo, no siendo objetivo de esta tesis estudiarlos en detalle.
- **ACK y colisiones.** No se van a tener en cuenta las confirmaciones de paquete recibido correcto, puesto que tampoco se va a considerar el efecto de los errores que introduce el canal (BER y PLR nulas). Se va a considerar el efecto de las interferencias que provocan las transmisiones de otros nodos cuando coinciden en tiempo y lugar con una recepción (colisiones).
- **Planificación.** Cada nodo tendrá disponible una tabla estática que define su estado (Tx/Rx/Idle) en todos los slots de la trama. Se asume que no se requiere una forma distribuida de difundir la planificación en el despliegue de red, sino que es el resultado de un análisis previo para la operación eficiente de la red. Este será un objetivo a conseguir para sendas topologías de estudio que se verán en los capítulos 3 y 4. En la figura 2.2 se muestra solo la planificación de los nodos 2 y 3, por simplificación. En un caso real es necesario definir también la planificación para el resto de nodos (1 y 4 en el ejemplo). Esta planificación tal cual está definida, es orientada a la activación de nodos en cada intervalo [71], y es adecuada cuando se tiene una Tx/Rx omnidireccional como es el caso. Existe otra alternativa que no se estudiará debido también al encaminamiento simple que se ha elegido, y es realizar una planificación orientada a activar enlaces [72], apropiada cuando existen nodos con más de un enlace (directivo) hacia otros nodos.
- **Tráfico saturado.** Se asume que la tasa de tráfico generado por los sensores en un nodo es igual o mayor que la tasa de transmisiones de ese nodo, con lo que siempre se tienen datos para enviar en el momento de una transmisión planificada. De lo contrario, siempre se podrían transmitir otros datos importantes, como información de estado del nodo (nivel de baterías, comprobación de sensores, etc..) estadísticas de Tx/Rx efectuadas, etc.

## 2.4. Indicadores de prestaciones: throughput, retardo y equidad

Entre los parámetros típicos de evaluación de prestaciones sobre redes, se encuentran el throughput y el retardo de paquete. Por otro lado, la distribución de paquetes entregados en el tiempo también es importante, pues una distribución muy desigual donde se reciban muchos paquetes de algunos nodos y muy pocos de otros no es deseable. Esto nos lleva a considerar algún criterio de equidad en la red, sobre el que se discutirá más adelante en este apartado.

### 2.4.1. Throughput medio normalizado

Existen diferentes formas de medir el rendimiento de una red o *throughput*, pero todas ellas se basan en el mismo principio: la cantidad de información que se transporta por unidad de tiempo. Las medidas más usuales son:

- **Throughput de la red** [19](p.90). Se puede definir como la velocidad a la que se están enviando los datos en la red. De forma cuantitativa, sería la cantidad total de información (bits) por unidad de tiempo que se está recibiendo de forma instantánea en los nodos de la red. La unidad habitual, por tanto, sería bits/seg (normalmente Mbps, Gbps,...), y está limitada por el ancho de banda de los enlaces de la red.
- **Throughput medio de la red**. Sería una medida promediada de rendimiento, en un intervalo de tiempo determinado. Concretamente, se puede hallar como el cociente entre la cantidad total de bits que se han recibido en la red en un intervalo, y la duración del intervalo.
- **Throughput end-to-end** [73](p.44). Esta medida se aplica a una ruta establecida entre dos puntos concretos de la red que se transfieren datos (ej. aplicaciones cliente-servidor). En este caso, el throughput máximo posible de la conexión será igual a la menor tasa de todos los enlaces que intervienen en ella, porque limita la velocidad de la conexión.
- **Throughput normalizado de la red** [20](p.216). Es una medida relativa que no depende de la velocidad real de los enlaces en la red. Se puede definir como el número de paquetes transmitidos correctamente por unidad de tiempo, respecto a la capacidad de la red. La capacidad sería la máxima velocidad de información (bits/seg) que es capaz de transportar la red. Si se considera un escenario ideal, en el que la tasa de todos los enlaces es  $R_l$ , y hay en total  $N$  transmisiones con velocidades  $V_n (n = 1..N)$ , el throughput instantáneo normalizado sería:

$$S = \frac{\sum_{n=1}^N V_n}{R_l}, \quad (2.1)$$

- **Throughput medio normalizado de la red** [74]. Esta es la medida que usaremos en este trabajo. Se trata de normalizar a la capacidad de la red el throughput medio, que es una medida conservadora y no depende del instante concreto en que se mida. Bajo la hipótesis de que en una trama TDMA con duración  $T$  slots se tengan  $N$  transmisiones correctas (o recepciones) y que todos los enlaces tienen igual tasa  $R_l$ , se tiene que el throughput medio normalizado será:

$$S = \frac{N}{T}, \quad (2.2)$$

Se puede explicar de la siguiente forma: cada transmisión dura 1 slot, y en él se transmite un paquete solamente. Entonces, las unidades de medida de la velocidad

de datos en cualquier enlace de la red pasan a ser de 1 paquete/slot. Esa será la capacidad de la red. Por otro lado, si en  $T$  slots que dura la trama se realizan  $N$  transmisiones, el throughput medio (medido en  $\text{paq./slot}$ ) será  $N/T$ . Si se aplican las unidades, normalizando respecto a la capacidad se observa que se llega a la misma expresión 2.2:

$$S = \frac{\frac{N \text{paq.}}{T \text{slots}}}{\frac{1 \text{paq.}}{\text{slot}}} = \frac{N}{T} \left( \frac{\text{paq.}}{\text{slots}} \right), \quad (2.3)$$

Así, como conclusión general, se puede afirmar que aumentar el número de transmisiones correctas en una trama TDMA contribuye a aumentar el throughput medio de la red, sea normalizado o no.

### 2.4.2. Retardo extremo a extremo

Al igual que ocurre con el throughput, existen diferentes medidas para el retardo en la red. Se hace un breve recorrido por ellas, indicando cuál será la que finalmente se tenga en cuenta.

- **Retardo** [19] (p.90). Se puede definir como el tiempo necesario para hacer llegar completamente un mensaje al destino desde el comienzo de su transmisión por la fuente. Desde este punto de vista, tiene cuatro componentes: tiempo de propagación (por el canal marino), tiempo de transmisión (tasa  $R_l$  del enlace), tiempo en colas y tiempo de procesado (leer cabecera del paquete, comprobar errores, etc). Podemos suponer que el tiempo de procesado (determinista) es muy reducido respecto de las demás componentes del retardo. Eso deja un escenario en el que hay que considerar el resto: tiempos de transmisión y propagación, y la suma de tiempos que pasa en las colas almacenado el mensaje. Los dos primeros serán deterministas: el de transmisión según la  $R_l$  del enlace y longitud del mensaje, y el de propagación según la distancia Tx-Rx. El tercero (por las colas) será estocástico y dependerá de múltiples factores: disciplina de servicio de colas (FIFO, LIFO,...), longitud de colas, topología de red, etc. El inconveniente de esta medida es que, por lo general, cambia para cada paquete, no es constante, por lo que no es una medida que caracterice a toda la red.
- **Latencia**. Es un tipo de retardo que determina el lapso de tiempo que transcurre entre una petición de datos y el comienzo de la recepción de los mismos. Algunos casos de ejemplo en los que se usa la latencia para evaluar el servicio son: peticiones cliente-servidor (web, transferencia ficheros, etc.) o lectura de datos de un disco duro. En el caso de esta tesis, ningún nodo de la red UWSN realiza peticiones, sino que solo se realizan transmisiones planificadas previamente hacia el nodo recolector. Por ello, no usaremos el término para referirnos al retardo.
- **Retardo medio en la red**. Se puede definir como el promedio de los retardos de todos los paquetes recibidos en la red durante un intervalo de tiempo de observación. Esta medida incluye todos los enlaces de la red, no siendo indicativa

del retardo que sufre una conexión completa que incluya varios saltos en la red, como es el caso de las redes UWSN multisalto.

- **Retardo extremo-extremo.** Es adecuada para medir el retardo en una ruta que contiene varios saltos en la red, sumando los retardos de cada enlace. Sin embargo, existirían diferentes medidas según la ruta considerada, haciendo más compleja la evaluación de sus prestaciones, al no tener un valor único.
- **Retardo medio extremo-extremo.** Esta medida supone un único valor promediado del retardo de todas las rutas completas. En nuestro caso, estas rutas serán entre cada nodo sensor y el nodo recolector, que es el extremo final común a todas. Siguiendo esta pauta, en este trabajo de tesis se usará la definición siguiente para este retardo:

$$\bar{D} = \frac{1}{\sum_{k=2}^N p_k} \left( \sum_{j=2}^N \sum_{i=1}^{p_j} D_{j,i} \right), \quad (2.4)$$

siendo:

- $N$ : número total de nodos (el nodo número 1 es el recolector)
- $p_k$ : número de paquetes entregados por el nodo  $k$
- $D_{j,i}$ : retardo extremo-extremo del paquete  $i$  entregado por el nodo  $j$

- **Jitter extremo-extremo** [73](p.614). Un concepto relacionado con el retardo es la variación de los distintos retardos de paquete extremo-extremo dentro de una conexión. La razón es el retardo por el tiempo que pasa el paquete en las colas de los nodos que atraviesa, que es estocástico y no determinista. Los servicios en tiempo real se ven muy afectados por él, pero como la red UWSN no tiene tal condición de servicio, este efecto no será tenido en cuenta al objeto de diseñar algún mecanismo compensatorio en el nodo recolector.

### 2.4.3. Criterios *fairness*: equidad en la red

Un concepto importante introducido en las correcciones del estándar para comunicaciones inalámbricas 802.11e era la oportunidad de transmisión (TXOP) [75](p.238). Se trata de un intervalo que una estación debe solicitar a través del canal de acceso, y que, si le es concedido, permite a la estación que transmita tramas de usuario, control o administración durante ese intervalo. Este sería un ejemplo de uso de un criterio equitativo (*fairness*) entre las estaciones, en este caso concreto de acceso a recursos de red.

Muchos criterios de igualdad están orientados a considerar que hay diferentes clases de tráfico en la red denominados flujos, por ej, diferentes tasas de datos según la aplicación que los genera. En este escenario general, se pueden encontrar en la literatura diferentes criterios de igualdad, que se exponen a continuación.

- **Max-min fairness** [76]. Es un criterio muy conocido, que se basa en considerar un servicio como equitativo cuando la entidad (nodo, aplicación software, etc.) que recibe el peor servicio es maximizada. En concreto, se cumple el criterio max-min si el flujo con peor servicio (por ej. menor tasa de datos) no puede mejorar sin hacer que otro flujo sea peor que él.
- **Fairness proporcional**. Este criterio trata de mantener un equilibrio entre maximizar el throughput de la red y permitir a los usuarios mantener por lo menos un mínimo nivel de servicio. A cada flujo se le asigna una tasa de datos o prioridad inversamente proporcional a su demanda de servicio. Este criterio favorece a los flujos con menos demanda, pero no tanto como el max-min. Un ejemplo de protocolo que usa este criterio aplicado a redes de sensores inalámbricas es ADFS (*Adaptive Distributed Fair Scheduling*) [77], que usa calidad de servicio para priorizar los flujos, y asignar así un ancho de banda proporcional al flujo demandante.
- **Fairness basado en costo** [78]. Esta aproximación no se centra en tratar de igualar las tasas de los diferentes flujos de la red, sino que trata de repartir el coste de un nuevo usuario entre los demás. Propone como valor de coste el producto de la tasa de bit de cada usuario por la congestión que está provocando.

En este trabajo no se ha seguido ninguno de los criterios fairness expuestos, debido a que no existen diferentes flujos de datos en la red. Todo el tráfico es similar en cuanto a demanda de ancho de banda, pues procede de medidas de sensores idénticos en cada nodo, y no se ha previsto que en la operación normal de la red, exista una mayor tasa de medidas en unos nodos respecto a otros. Por esa razón, el criterio de equidad empleado aquí será lograr que la cantidad de paquetes entregados al nodo recolector procedente de cada nodo sea uniforme, independientemente de la distancia o saltos que los separen.

Para la medición del grado de cumplimiento de este criterio de equidad, se tienen diferentes indicadores, dos de los cuales se exponen a continuación:

- **Índice de Jain** [79]. Este índice tiene una definición general, y se puede aplicar a muchas situaciones distintas. En el contexto de que un conjunto de usuarios  $N$  compitan por recursos de un sistema y que el usuario  $i$  tenga asignado una cantidad de recursos  $x_i$ , el índice Jain  $f(x)$  se calcula como:

$$f(x) = \frac{\left[ \sum_{i=1}^N x_i \right]^2}{N \sum_{i=1}^N x_i^2}, \quad (2.5)$$

Los valores del índice de Jain están comprendidos entre 0 y 1. Cuando la asignación de recursos es equitativa, el índice vale 1 y a medida que se vuelve desigual

se acerca al 0. Como ventajas de usar esta técnica se tiene que es adimensional, independiente de la escala en que se midan los recursos, y ser una función continua, que le permite ser evaluada para cualquier conjunto de recursos  $x$ .

- Índice de Gini [80]. Esta medida también permite evidenciar el desequilibrio entre una serie de valores. Originalmente, se usó en economía para medir desviaciones en la distribución de ingresos [81], pero posteriormente se ha aplicado con éxito a muchas disciplinas como estudios demográficos [82], química en medicina [83], o para evaluar la asignación de recursos en redes de paquetes de datos [84].

Para una red con  $N$  nodos en la que el nodo  $i$  tenga un conjunto de recursos  $x_i$ , el índice de Gini  $G$  se puede evaluar mediante la expresión siguiente [85]:

$$G = \frac{1}{2N^2\bar{x}} \sum_{j=1}^N \sum_{k=1}^N |x_j - x_k|. \quad (2.6)$$

Este índice de Gini, será el que se use en este trabajo para medir desequilibrios en una serie de valores, por ejemplo entre los diferentes retardos medios extremo a extremo de paquetes o entre el número de paquetes recibidos de cada nodo en el recolector.



## Capítulo 3

# Planificación óptima en red de estuario

Este capítulo se centra en una topología de red adaptada a un problema concreto medioambiental: la medida de la pluma en los deltas de los ríos. El objetivo final es encontrar la planificación óptima de esta red que maximiza el throughput.

Tras realizar una breve introducción al problema en §3.1, se plantea el modelo de red y su operación en §3.2, que incluye una mejora de reutilización espacial para incrementar el throughput (S-TDMA). Tras un análisis de las colisiones que deben evitarse en §3.3, se analiza en la sección §3.4 la restricción que supondrá hacer una planificación equitativa.

Antes de resolver el problema de buscar una planificación equitativa eficiente, se abordan dos conceptos previos necesarios: los cliques de un grafo (§3.5) y los problemas de empaquetado y corte (§3.6). Una vez definido el problema en §3.6.1, se aplica un algoritmo para su resolución, y se exponen los resultados obtenidos en §3.7.

### 3.1. Introducción

El estuario de los ríos constituye un foco de interés de estudio por diversos motivos, como la aportación de nutrientes al ecosistema marino costero, que mejora los recursos pesqueros de la zona. Un fenómeno natural que se produce en ellos son las plumas [86], que se originan cuando hay avenidas de agua importantes (lluvias fuertes, desembalses de presas, etc.) procedentes de los ríos hacia el mar. En concreto, dos parámetros importantes que investigan los biólogos y geólogos marinos de las plumas son la turbidez del agua en la zona costera y el aporte de sedimentos que se está produciendo. En la figura 3.1 se puede ver un ejemplo de pluma en la desembocadura del río Guadalquivir, sita en la localidad de Sanlúcar de Barrameda (Cádiz).

Los métodos clásicos empleados hasta el momento, como métodos de muestreo o implementación de boyas, no permiten seguir el ritmo de variación que los procesos demandan y son económicamente costosos. Aunque también se emplea el análisis de imágenes satélite, estas técnicas tienen limitaciones respecto a medidas in situ (ej. precisión de la medida). Otros métodos como las redes de boyas automáticas superficiales [87] son fácilmente vulnerables y no sirven para realizar medidas cerca del lecho marino.

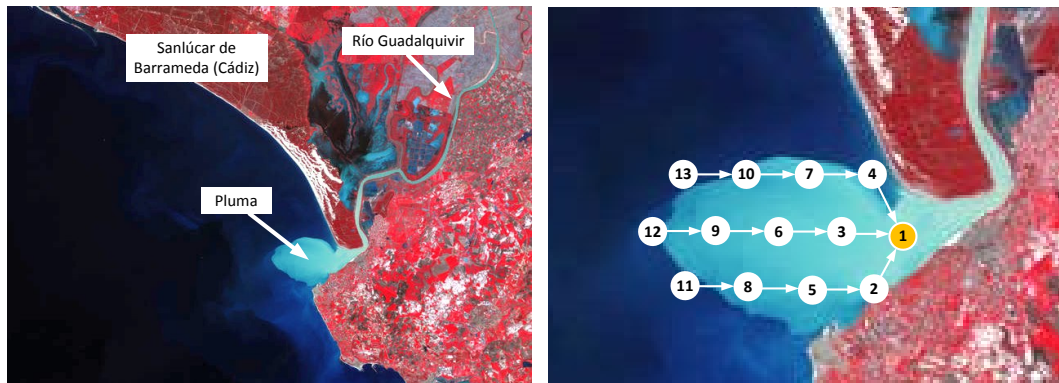


Figura 3.1: Pluma (izda.) formada en el río Guadalquivir (6-nov-2014, satélite DEIMOS-1) y topología de red UWSN propuesta (dcha.) para 13 nodos. Fuente: Deimos Imaging, an UrtheCast Company.

Para resolver estos inconvenientes, las redes UWSN se convierten en una alternativa interesante tanto desde el punto de vista económico como de operación. Una red fija UWSN costera en el estuario de un río, permitiría aumentar la diversidad de medidas y su frecuencia mediante un proceso continuo de lecturas de los sensores y envío de los datos vía radio o por cable a un centro de proceso en tierra.

### 3.2. Red UWSN de estuario: modelo y operación S-TDMA

Se plantean dos alternativas como topologías para estudiar la pluma de río, representadas en la figura 3.2. La diferencia estriba en la localización del nodo recolector, numerado siempre como nodo 1. Se sitúa bien en un extremo (llamaremos a esta red en árbol *convergente*) o bien en el centro de la red (red *centrada*). Se han elegido estos dos casos como representativos porque son los que limitan las prestaciones de la red y el coste de su despliegue. Por ejemplo, la red centrada tiene mayor coste por tener el nodo recolector más lejos de la costa, mientras que será más eficiente que la red convergente.

Se puede observar como los nodos adyacentes que conforman ambas redes forman siempre un triángulo equilátero con objeto de mantener una geometría hexagonal que permita cubrir la mayor área posible manteniendo una estructura regular. Esto simplifica el control de potencia en transmisión, al ser las distancias iguales de un nodo respecto de sus compañeros. Respecto a su relación de aspecto, es más larga que ancha para adaptarse mejor a la estructura real que tiene la pluma de río.

El modelo de operación que seguirá la red ha sido expuesto previamente en 2.3, pero por sencillez se resumen aquí brevemente sus características:

- Encaminamiento estático: las rutas están predeterminadas y no cambian en el tiempo.

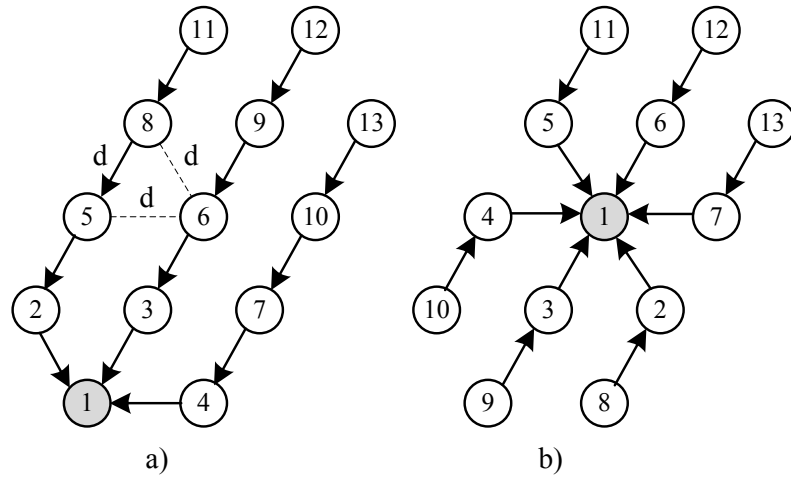


Figura 3.2: Red convergente (a) y red centrada (b) para 12 nodos sensores y un nodo recolector.

- El alcance de transmisión/recepción llega hasta los nodos vecinos (distancia  $d$ ). A más de un salto, la señal es despreciable.
- Encaminamiento multisalto: un nodo no vecino del recolector no puede directamente transmitir hacia él. Solo a través de los nodos de la ruta.
- La transmisión/recepción es omnidireccional.
- Todos los enlaces tienen el mismo régimen binario.
- La técnica MAC es TDMA, con una trama de intervalos (slots) que se repite periódicamente.
- La trama debe ser equitativa, es decir, suficientemente larga como para que cada nodo haga llegar un paquete generado propio (y solo uno) al nodo recolector.
- Cada nodo puede estar en tres estados durante un slot: transmisión ( $Tx$ ), recepción ( $Rx$ ) o reposo ( $Idle$ ).
- Tráfico saturado en los nodos: siempre hay datos disponibles para enviar.
- No hay paquete de confirmación de una transmisión (ACK).

A diferencia de lo reflejado en la figura 2.2, para estas dos topologías de red se considera que en un slot se producen una transmisión y recepción completa, y no en slots separados. El objetivo será buscar una planificación de transmisiones/recepciones que sea lo más eficiente posible en throughput.

Para incrementar el throughput en una red TDMA, es posible que varios nodos realicen simultáneamente transmisiones en un mismo slot siempre que no se produzcan colisiones en recepción. Esta mejora, denominada S-TDMA, ha sido usada en el pasado

[88] y va a permitir acortar la duración de la trama, que debe cumplir el criterio de equidad impuesto.

Los pasos a seguir para encontrar la trama óptima en throughput, serán dos:

1. Determinar los nodos *compatibles*. Dos nodos son compatibles si pueden transmitir en el mismo slot sin causar interferencias. Mediante el uso de grafos dirigidos, se determinará en §3.3 cuál es el conjunto de nodos compatibles de ambas redes.
2. Encontrar la trama más corta posible en número de slots. Para ello, se tendrá que aplicar alguna técnica de optimización que considere las dos restricciones impuestas a la trama: en un slot solamente transmiten nodos compatibles y la trama debe cumplir el criterio de equidad impuesto. La formulación de este problema empleada en esta tesis será expuesta en §3.6.1, una vez presentados los problemas de corte y empaquetado (§3.6).

### 3.3. Matriz de compatibilidad

En redes radio half-duplex, pueden ocurrir dos tipos de interferencias [72]: tipo I y tipo II. El tipo I ocurre cuando un nodo transmite a la par que su vecino: no puede a la vez transmitir y recibir. El tipo II sucede cuando un nodo recibe más de una transmisión simultánea (se entiende de nodos diferentes). Para el caso de comunicaciones submarinas inalámbricas, la interferencia de tipo I no constituye un problema si el tiempo de transmisión es menor o igual que el tiempo de propagación. Sin embargo, el tipo II se debe tener en cuenta a la hora de plantear la planificación de transmisiones.

Antes de realizar un análisis para identificar qué nodos son compatibles es conveniente modelar la red como un grafo dirigido  $G$ , compuesto de un conjunto de vértices  $V$  (nodos) y aristas  $E$  (enlaces). El número de vértices será  $N + 1$ , y vamos a definir que el enlace saliente (único en este caso) del nodo  $n$  sea  $e_n$ . Otras definiciones útiles serán las de nodo vecino (nodos dentro del alcance de transmisión), nodo padre (nodo de quién recibe en la ruta) o nodo hijo (siguiente salto hacia el nodo recolector). En la figura 3.3 se da un ejemplo para estas definiciones que serán utilizadas en adelante.

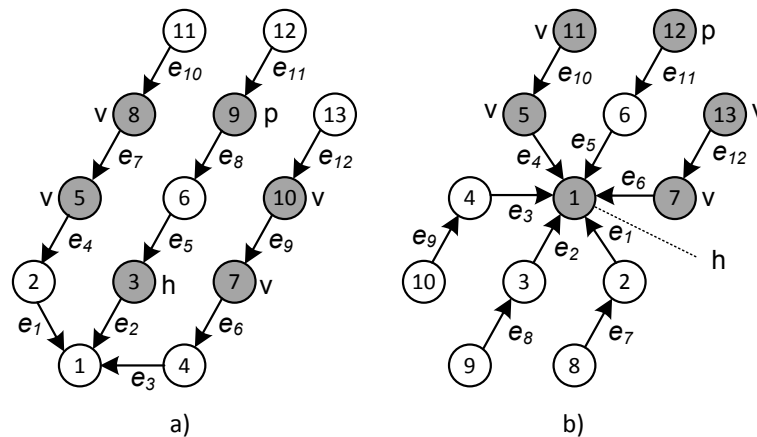


Figura 3.3: Grafos para la red convergente (a) y centrada (b) con  $N = 12$  (13 nodos). Se marcan como ejemplo los nodos vecinos (v), padre (p) e hijo (h) del nodo 6.

Una herramienta útil para reflejar si dos nodos son compatibles es usar la matriz booleana (elementos son 0 ó 1) de compatibilidad  $\mathbf{M}$  [88]. En ella, el elemento  $M_{i,j}$  es 1 cuando las aristas (enlaces)  $(e_i, e_j)$  pueden activarse simultáneamente sin riesgo de colisión. De forma equivalente, si  $M_{i,j}$  es 1, los nodos  $i + 1$  y  $j + 1$  son compatibles, y si es 0 no lo son. En la figura 3.4 se muestra el grafo de compatibilidad para ambas redes convergente y centrada, y se destaca el ejemplo concreto del nodo 6. La forma más sencilla de obtener la matriz de compatibilidad es ver para cada elemento  $M_{i,j}$  si los nodos  $i + 1$  y  $j + 1$  comparten rango de alcance en transmisión.

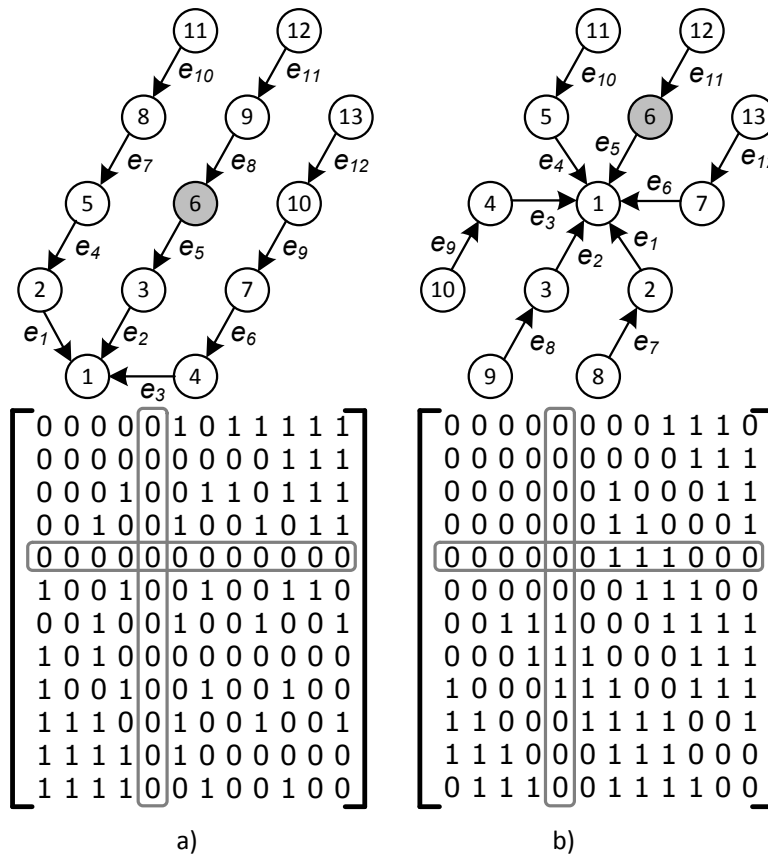


Figura 3.4: Matriz de compatibilidad para los grafos de la red convergente (a) y red centrada (b) en el caso  $N = 12$  (13 nodos). Se destaca el caso del nodo 6 para ambas redes.

Para la red convergente, este nodo 6 no tiene ningún nodo compatible ( $M_{i,5} = M_{5,j} = 0$ ) puesto que cuando realiza una transmisión, ningún otro nodo puede transmitir en ese slot. Las razones por las que esto sucede, se citan a continuación para cada nodo:

- Nodo 3: está configurado en modo Rx en ese slot para recibir del nodo 6.
- Nodo 9: el nodo 6 no está en estado Rx, sino Tx.

- Nodos 5 y 7: interfiere la recepción del nodo 3.
- Nodos 8 y 10: la transmisión del nodo 6 interfiere a sus nodos hijo 5 y 7 si estuvieran en estado Rx.
- Nodos 11,12,13: mismo caso que para 8 y 10, solo que ahora sus nodos hijo son 8, 9 y 10.
- Nodos 2 y 4: interfieren al nodo 3 que está en estado Rx.

Debido a esta incompatibilidad, la fila 5 y columna 5 (enlace  $e_5$  del nodo 6) son 0 en la matriz de compatibilidad de la red convergente. Se observa como en el caso de la red centrada, el nodo 6 sería compatible con los nodos 8, 9 y 10 (enlaces  $e_7, e_8, e_9$ ).

### 3.4. Criterio de equidad

En la sección §2.4.3 se adoptó que el criterio de equidad a cumplir en la red S-TDMA era conseguir que el número de paquetes entregados al nodo recolector procedente de cada nodo fuera el mismo. Si se observa la figura 3.2, por el hecho de usar un encaminamiento multisalto, el número de transmisiones que se requieren para hacer llegar un solo paquete desde cada nodo al recolector no va a ser el mismo para todos los nodos. En este sentido, en la figura 3.5 se recoge el throughput necesario que cada nodo debe asumir para lograr este criterio de equidad, asumiendo que  $\lambda$  sea la tasa de generación de paquetes de cada nodo. Se observa como los nodos más cercanos al nodo recolector deben soportar un mayor número de transmisiones que los más lejanos.

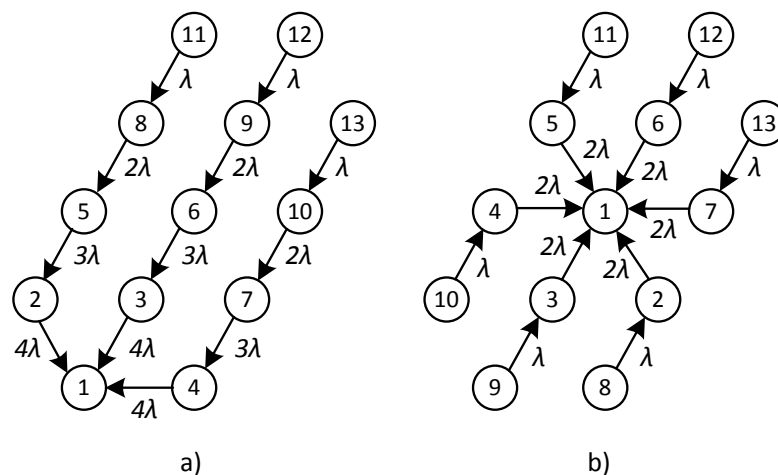


Figura 3.5: Troughput requerido en cada nodo para cumplir el criterio de equidad: (a) red convergente, (b) red centrada ( $N = 12$ ).

El conjunto de transmisiones necesarias que cada nodo va a efectuar, ya sean de paquetes generados propios o procedentes de otros nodos en dirección al recolector, va

a conformar una restricción en la trama de planificación buscada. Por ello, se define el conjunto  $T = \{t_i\}$  donde  $i = 2..N$ , como el conjunto de transmisiones  $t_i$  a efectuar por el nodo  $i$  en cada trama. De esta forma, se logrará cumplir el criterio de equidad buscado para la operación en la red: una trama con entrega equitativa de paquetes al nodo recolector.

Antes de calcular el número de transmisiones  $t_i$  de cada nodo  $i$ , es útil agrupar por capas los nodos ya que para ambas topologías convergente y centrada, los nodos pertenecientes a una misma capa tendrán igual número de transmisiones que realizar en la trama. La numeración adoptada para las capas se muestra en la figura 3.6.

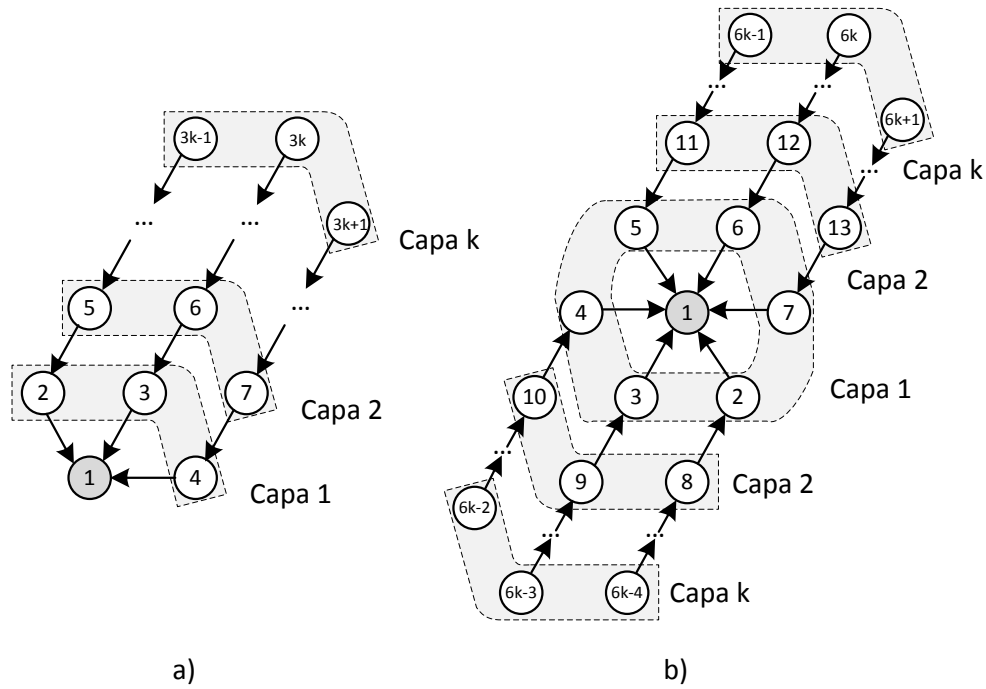


Figura 3.6: Concepto de capas para ambas redes (a) convergente y (b) centrada.

Los valores para las transmisiones  $t_i$  de cada nodo  $i$  en una trama, siendo  $N_c$  el número total de capas que asumimos completas (3 nodos en cada capa para red convergente y 6 nodos en red centrada) vienen dadas por las expresiones siguientes:

$$\text{Red convergente: } t_i = N_c - \left\lfloor \frac{i-2}{3} \right\rfloor, \quad (3.1)$$

$$\text{Red centrada: } t_i = N_c - \left\lfloor \frac{i-2}{6} \right\rfloor. \quad (3.2)$$

Dichas expresiones se obtienen a partir del número de capa  $L_i$  a la que pertenece el nodo  $i$ :

$$\text{Red convergente: } L_i = \left\lfloor \frac{i-2}{3} \right\rfloor + 1, \quad (3.3)$$

$$\text{Red centrada: } L_i = \left\lfloor \frac{i-2}{6} \right\rfloor + 1. \quad (3.4)$$

### 3.5. Cobertura de cliques

A partir de la matriz de compatibilidad  $\mathbf{M}$  definida en §3.3, se puede determinar qué conjunto de enlaces se pueden activar simultáneamente. Por ejemplo, si en la matriz  $\mathbf{M}$  de la figura 3.4 se busca un conjunto de enlaces que sea compatible con  $e_1$ , son compatibles con él:  $e_6, e_8, e_9, e_{10}, e_{11}$  y  $e_{12}$ . Sin embargo, ello no significa que el conjunto de enlaces  $\{e_1, e_6, e_8, e_9, e_{10}, e_{11}, e_{12}\}$  pueda activarse en el mismo slot, puesto que, por ejemplo, los enlaces  $e_8$  y  $e_9$  son incompatibles ( $M_{8,9} = 0$ ), además de otras parejas que también lo son. Se requiere, por tanto, algún mecanismo que encuentre elementos de la matriz  $\mathbf{M}$  conectados entre sí que puedan formar un conjunto compatible de enlaces. Para abordar el problema desde un punto de vista formal, se van a definir algunos conceptos básicos [89] sobre grafos.

Sea  $G = (V, E)$  un grafo no dirigido, donde  $V$  es el conjunto de vértices, y  $E$  el conjunto de aristas. Entonces, se pueden definir los siguientes conceptos sobre  $G$ :

- **Grafo no dirigido.** Un grafo  $G$  es no dirigido cuando tiene aristas en lugar de arcos (flechas).
- **Subgrafo inducido.** Dado un subconjunto de vértices  $A$  ( $A \subseteq V$ ), se define el subgrafo inducido por  $A$  como  $G_A = (A, E_A)$  donde:  $E_A = \{(x, y) \in E \mid x \in A, y \in A\}$ . Es decir,  $E_A$  contiene las aristas de cada pareja de vértices de  $A$ .
- **Grafo completo.** Un grafo es completo cuando cualquier par de vértices está conectado (existe una arista entre ellos).
- **Clique.** Un subconjunto  $C_i$  de  $r$  vértices ( $C_i \subseteq V$ ) es un clique- $r$  (o de tamaño  $r$ ) si induce un subgrafo completo. Por ejemplo, cualquier vértice aislado forma un clique-1.
- **Clique maximal.** Un clique  $C_i$  es maximal si no existe otro clique de  $G$  que contenga al clique  $C_i$  como subconjunto.
- **Clique máximo.** Un clique es máximo cuando no existe otro clique de  $G$  con mayor cardinal, es decir, con mayor número de vértices. No debe confundirse con un clique maximal.
- **Cobertura de cliques.** Es una partición  $\mathbb{C}$  de los vértices, donde  $\mathbb{C} = \{C_1, C_2, \dots, C_k\}$  siendo cada  $C_i$  un clique.
- **Matriz de adyacencia.** Es una matriz binaria  $M_A$  que representa al grafo  $G$ . Cuando  $M_A(i, j) = 1$ , los vértices  $i, j$  están conectados por una arista.



Se ha visto que la matriz de compatibilidad  $\mathbf{M}$  tiene la información de qué aristas son compatibles por pares. Sin embargo, para encontrar un conjunto mayor de dos aristas compatibles, habría que ver qué pares se pueden encadenar recorriendo la matriz  $\mathbf{M}$ . Dichos conjuntos deben cumplir que todos sus elementos (aristas) estén conectadas entre sí, es decir, que formen un clique. De esta forma, el problema se ha convertido en hallar todos los cliques posibles de la matriz  $\mathbf{M}$  [88]. Para ello, hay que interpretar  $\mathbf{M}$  como si fuera una matriz de adyacencia, es decir, que representa un nuevo grafo donde sus vértices son las aristas del grafo original. Como ejemplo, en la figura 3.7 se representan los grafos asociados a  $\mathbf{M}$  para  $N = 12$  en ambas redes.

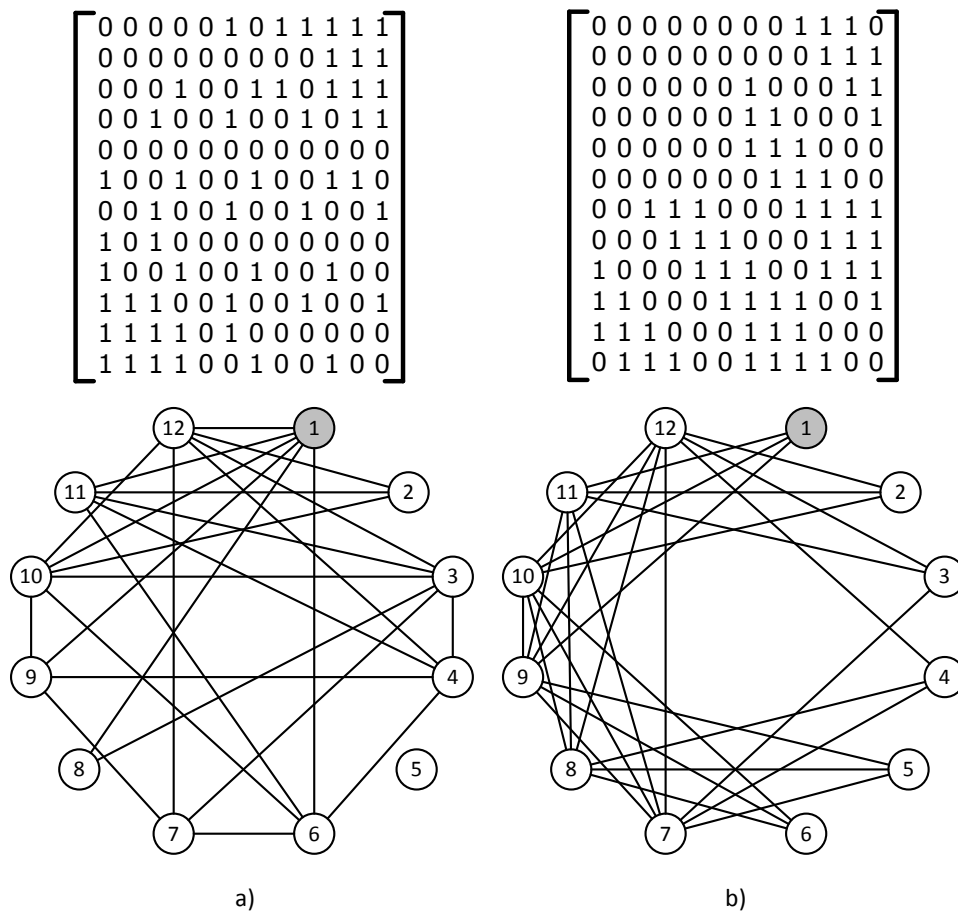


Figura 3.7: Matriz de compatibilidad y grafo asociado para la red convergente (a) y red centrada (b) ( $N = 12$ ).

Se puede observar como el vértice 5 de la red convergente en la figura 3.7 está aislado. Ello significa ese vértice solo puede constituir un clique-1: él mismo. La interpretación es que el nodo 6 (que posee el enlace 5 para transmisión) deberá realizar transmisiones en solitario, hecho que ya anticipábamos en el análisis de las colisiones para esta red.

En este punto, encontrar los diferentes conjuntos de nodos que pueden transmitir simultáneamente, se ha convertido en un problema conocido: buscar la cobertura de

cliques maximales  $\mathbb{C} = \{C_1, C_2, \dots, C_k\}$  en el grafo definido por la matriz de adyacencia  $\mathbf{M}$ . Este problema tiene una dificultad alta y está catalogado como NP-completo [90]. Existen en la literatura una gran variedad de algoritmos que realizan búsquedas de cliques en un grafo. En este trabajo se ha usado el algoritmo de Bron y Kerbosch [91], propuesto por F. Brandão en [92], debido a que es simple y eficiente.

Como ejemplo se exponen las coberturas de cliques  $\mathbb{C}$  para diferentes tamaños de red y topologías expuestas en la figura 3.8:

$$\text{Red convergente } (N = 3): \mathbb{C} = \{\{2\}, \{3\}, \{4\}\}, \quad (3.5)$$

$$\text{Red convergente } (N = 6): \mathbb{C} = \{\{3\}, \{6\}, \{2, 7\}, \{4, 5\}, \{5, 7\}\}, \quad (3.6)$$

$$\text{Red convergente } (N = 9): \mathbb{C} = \{\{3\}, \{6\}, \{2, 7\}, \{2, 9\}, \{2, 10\}, \{4, 5\}, \{4, 8\}, \{4, 9\}, \{5, 7\}, \{5, 10\}, \{7, 8\}, \{8, 10\}\}, \quad (3.7)$$

$$\text{Red centrada } (N = 6): \mathbb{C} = \{\{2\}, \{3\}, \{4\}, \{5\}, \{6\}, \{7\}\}, \quad (3.8)$$

$$\text{Red centrada } (N = 9): \mathbb{C} = \{\{3\}, \{2, 10\}, \{4, 8\}, \{5, 8\}, \{5, 9\}, \{6, 9\}, \{7, 9\}, \{7, 10\}, \{6, 8, 10\}\}, \quad (3.9)$$

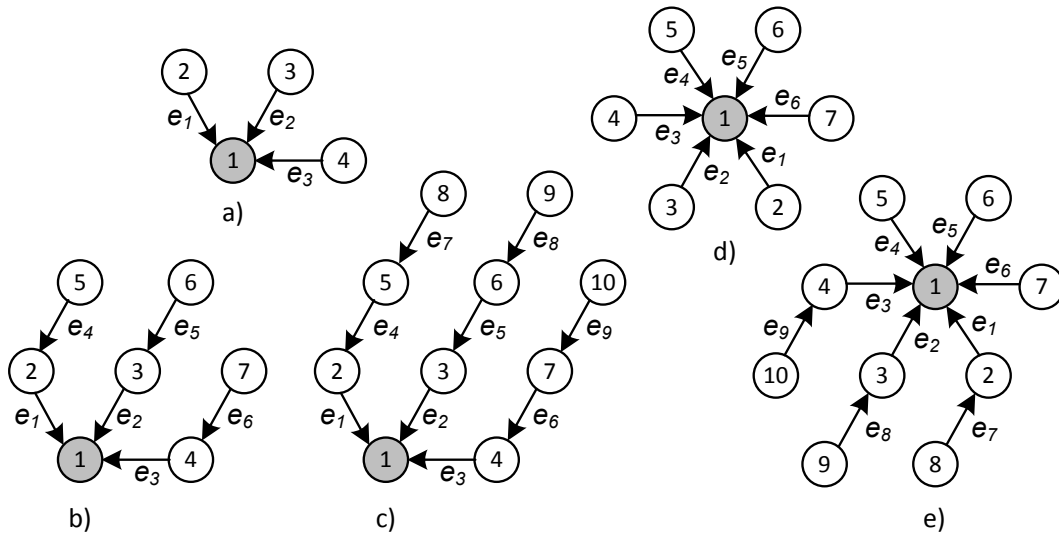


Figura 3.8: Estructura de red convergente (a,b,c) y red centrada (d,e) para diferentes tamaños.

### 3.6. Problemas de corte (CSP) y empaquetado (BPP)

Llegados a este punto, el paso siguiente es encontrar una trama lo más corta posible en número de slots que cumpla el criterio de equidad impuesto en §3.4, es decir, que el número final de transmisiones de cada nodo en cada trama, respete lo que dicta el conjunto  $T$  (ec.3.1-3.2). Adicionalmente, se ha justificado que en cada slot se puede usar

S-TDMA y realizar más de una transmisión simultánea de nodos siempre que dicho conjunto de nodos transmisores pertenezca a algún clique maximal de la cobertura  $\mathbb{C}$ .

Si se enlazan las dos ideas, colocar ciertos conjuntos de nodos compatibles dentro de slots sin superar el total de instancias de cada nodo, se observa que el problema de encontrar la trama más corta posible siendo equitativa es un problema de optimización con elementos discretos (conjuntos de valores, que serían los vértices transmisores en este caso).

Este tipo de problemas cae dentro de la *optimización combinatorial*, que es una rama de la matemática que se encarga de diseñar y analizar algoritmos para encontrar soluciones óptimas en conjuntos finitos. Muchos de sus problemas analizados son NP-completos, caracterizados por una complejidad alta, pero teniendo aplicaciones muy útiles en la vida real.

Se puede citar como ejemplo el conocido problema de la mochila (*Knapsack*). Se podría definir como: “Sea  $A$  un conjunto de elementos  $a_i$  con tamaño (volumen)  $s_i$  y valor  $v_i$  cada uno. Se tiene una mochila de tamaño  $C$  (volumen). El objetivo es encontrar un subconjunto  $S \subseteq A$  de valor  $v_S$  máximo que quepa en la mochila”.

El problema de la mochila no tiene validez para representar nuestro problema tal y como está formulado, porque aquí cada elemento sería un conjunto  $C_i$  (cliques) de valores (vértices) y no un valor solo. Por otro lado, para tener una trama equitativa, se requiere que la mochila (trama) tenga un número concreto de instancias de cada vértice (serían transmisiones de cada nodo) indicado por el conjunto  $T$ . Esto no sería sencillo hacerlo, porque cada vértice no se puede añadir de forma individual (sería ineficiente que solo un nodo transmitiera en un slot) sino que forma parte de un conjunto (clique) de vértices compatibles, complicando el problema original.

Existen otros problemas derivados del problema de la mochila que son más cercanos al objetivo buscado. Dos de ellos son el problema del corte de almacenaje (CSP, *Cutting Stock Problem*) y el del empaquetado en contenedores (BPP, *Bin Packing Problem*), representados de forma esquemática en la figura 3.9. Ambos están relacionados y han sido aplicados a campos de diferente índole [93] como Informática, Logística, Producción, etc.

- **Problema CSP.** Supongamos que se tienen tubos de longitud  $L$ . Para hacer un radiador de calor, se requieren diferentes tamaños de tubo menores que  $L$ , para lo cual se deben ir cortando esas barras largas. El problema sería el siguiente: dado un pedido de varios radiadores distintos, qué cortes hay que hacer a las barras de longitud  $L$  para que el número (o longitud) de los restos sobrantes no aprovechables sean mínimos, ahorrando costes en producción.
- **Problema BPP.** Se tienen un conjunto de contenedores para transportar cajas en un barco. Los contenedores tienen todos el mismo volumen. Por otro lado, se tienen cajas de diferente tamaño que se deben meter dentro de los contenedores. El problema BPP más básico (puede haber diferentes restricciones según la aplicación concreta) sería qué cajas deben ir en cada contenedor para ocupar el menor número posible de contenedores.

Ambos problemas CSP y BPP tienen una estructura lógica en común, por ejemplo

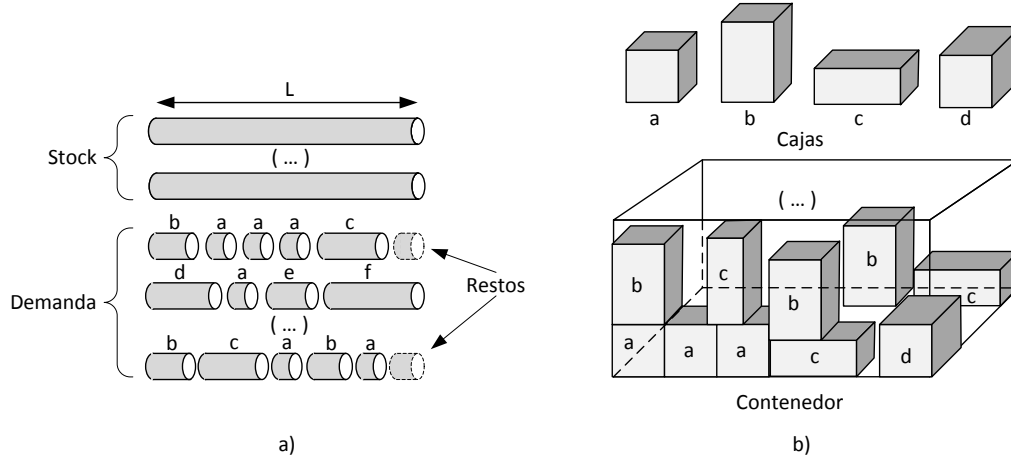


Figura 3.9: Problemas de corte CSP (a) y empaquetado BPP (b) básicos.

ambos tienen disposiciones geométricas de pequeños elementos (tubos pequeños/cajas) asignados a otros grandes (barras/contenedores). Pero quizás es más sencillo pensar que el problema de la búsqueda de la trama equitativa pertenece a la clase de empaquetado (BPP), donde hay que colocar elementos (cliques) dentro de contenedores (slots temporales) y el objetivo es minimizar el número de contenedores a usar (longitud de la trama).

### 3.6.1. Empaquetado multidimensional: MVBP

El hecho de usar elementos a empaquetar (vértices), pero agrupados por ciertos conjuntos válidos (cliques), conduce a un problema de empaquetado más complejo, que es multidimensional (MVBP, *Multiple Vector Bin Packing*), donde cada conjunto de vértices (clique) puede verse como una dimensión distinta donde aplicar restricciones.

A pesar de este incremento en las dimensiones del problema, es posible aplicar una formulación estándar de programación lineal entera para definir el problema MVBP que lleva a resolver la trama equitativa [94]:

$$\text{minimizar } \sum_{j=1}^n y_j, \quad (3.10)$$

$$\text{sujeto a } \sum_{j=1}^n x_{ij} \geq b_i, \quad i = 2..m, \quad (3.11)$$

$$\sum_{i=2}^m \omega^k x_{ij} \leq y_j W^k, \quad j = 1..n, \quad k = 1..p, \quad (3.12)$$

$$y_j \in \{0, 1\}, \quad j = 1..n, \quad (3.13)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\}, \quad i = 2..m, \quad j = 1..n, \quad (3.14)$$

El significado de las variables es el siguiente:

- $y_j$ : representa la ocupación de slots. Tiene valor 1 si se usa el slot  $j$ , y valor 0 en caso contrario;
- $x_{ij}$ : serán los vectores incógnita buscados. Representan la asignación de vértices (nodos) a los slots, indicando que realizan transmisión en ese slot. En concreto, si  $x_{ij} = 1$ , el vértice  $i$  está asignado al slot  $j$  para transmitir, y no lo estará (estado Rx o Idle) si  $x_{ij} = 0$ . Hay que notar que el vértice 1 es el nodo recolector y se excluye del problema por no tener transmisiones en la trama (solo Rx/Idle). De esta manera, el primer vértice a considerar será el 2 y el último el vértice  $m = N + 1$ ;
- $n$ : indica el número de slots usados. Coincidirá con la longitud de la trama más corta posible.

Por otro lado, las restricciones aplicadas tienen el siguiente significado en nuestro problema:

- $b_i$ : da la demanda del vértice  $i$ . Es decir, el número de veces que  $i$  puede aparecer (transmitir) en slots de la trama. Para tener una trama equitativa, se impone que  $b_i = t_i$ , estando  $t_i$  definido por las ec. 3.1-3.2 según el tipo de red. El hecho de que se pueda superar  $b_i$  en lugar de igualarlo se debe a una relajación del algoritmo usado para resolver el problema [92], pero no afecta a la trama final porque siempre se pueden eliminar las transmisiones sobrantes, cumpliendo  $T$ .
- $m$ : es el número del último vértice. Tal y como se han definido ambas redes convergente y centrada,  $m = N + 1$ .
- $p$ : da el número total de cliques  $C_i$  (dimensiones del problema) presentes en la cobertura  $\mathbb{C}$ . Este número no se conoce a priori dado un grafo  $(V, E)$ , sino solamente tras hallar  $\mathbb{C}$ , debido a la naturaleza compleja del problema. Hay que hacer notar que cualquier subconjunto dentro de un clique  $C_i$  también es un clique válido. Por ejemplo, el clique  $\{2, 7\}$  en la ec. 3.6 realmente contiene 3 cliques:  $\{2\}$ ,  $\{7\}$  y  $\{2, 7\}$ . Todos deben ser tenidos en cuenta para permitir encontrar la trama más corta posible.
- $\omega^k$ : es el vector que representa al clique  $C_k \in \mathbb{C}$ , incluyendo cualquier subconjunto de cliques derivados. Cada clique  $C_k$  representa una dimensión distinta del problema de empaquetado. Las componentes de  $\omega^k$  son instancias binarias de cada vértice  $i$ :  $\omega^k = (\omega_i^k)_{i=1..m}$ . Cuando  $\omega_i^k = 1$ , el vértice  $i$  está dentro del clique  $C_k$ , y será 0 cuando no pertenece a ese clique. Siguiendo con el ejemplo del clique  $\{2, 7\}$  (ec. 3.6,  $N = 9$ ), este se representa como 3 vectores  $\omega^k$  distintos:  $\omega^{k_1} = [1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0]$ ,  $\omega^{k_2} = [0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0]$  y  $\omega^{k_3} = [1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0]$ .
- $W^k$ : da la capacidad de la dimensión  $k$ . En nuestro problema,  $W^k = |C_k|$ , o sea, el orden del clique  $k$  (cardinal del conjunto). Sin embargo, por eficiencia para resolver después el problema de programación lineal resultante, se va a considerar que será igual a la del clique de mayor orden:  $W^k = \max(\{|C_1|, |C_2|, \dots, |C_p|\}) \forall k$ .

Para la resolución del problema de programación lineal entera dado por las ec. 3.10-3.14, se ha usado el algoritmo expuesto en [92], que se basa en un grafo (*arc-flow model*) donde se añaden aristas para cumplir dos objetivos: un flujo conservativo y satisfacer la demanda requerida  $b_i$ . Posteriormente, a dicho grafo se le aplica una compresión para reducir la complejidad de la búsqueda de la solución.

### 3.7. Planificación óptima de la red de estuario

Aplicando el algoritmo propuesto por Brandão [92] para resolver el problema MVBP planteado en ec. 3.10-3.14, se obtiene la trama equitativa más corta posible en número de slots. Se asume siempre un régimen permanente, es decir, no se requiere ordenar las transmisiones para que no se de el caso de que un nodo transmisor no tenga paquete que reenviar por no haber transmitido anteriormente su nodo padre. Como ejemplos de planificación se exponen en la tabla 3.1 algunas tramas solución para ambas redes convergente y centrada con diferentes tamaños.

Red		Planificación	
Nodos ( $N$ )	Tipo	Slots	Trama
6	convergente	7	{ 2, {2,7}, 3, 3, 4, {4,5}, 6 }
	centrada	6	{ 2, 3, 4, 5, 6, 7 }
9	convergente	12	{ {2,7}, 2, {2,10}, 3, 3, 3, {4,5}, {4,8}, {4,9}, {5,7}, 6, 6 }
	centrada	9	{ 2, 2, 3, 3, {7,9}, 4, 4, 5, {6,8,10} }
12	convergente	17	{ {2,9}, {2,7,11}, {2,7,12}, {2,7}, 3, 3, 3, 3, {4,9}, {4,5}, {4,8}, {4,8,13}, {5,10}, {5,10}, 6, 6, 6 }
	centrada	12	{ 2, {2,12}, 3, {3,11,13}, 7, 7, 4, 4, 5, 6, {6,8,10}, {5,9} }
15	convergente	23	{ {2,7}, {2,7,15}, {7,11}, {2,9}, {2,9}, {2,10,11}, 3, 3, 3, 3, {3,12}, {4,5,12}, {4,5,13,14}, {4,8,13}, {4,8}, {4,9}, {5,10}, {5,10}, 6, 6, 6, 6, {7,8,16} }
	centrada	15	{ {4,8}, {4,8}, {4,13}, {5,9}, {5,16}, {6,9}, {6,10}, 2, 2, {7,10,14}, {7,11,15}, 3, 3, 3, {2,12} }

Tabla 3.1: Planificación óptima para diferentes tamaños de red, convergente y centrada.

A partir de la tabla 3.1 se puede observar como en el caso de red centrada, la longitud de la trama iguala al tamaño de la red  $N$  (nodos sensores). Resolviendo la trama para tamaños de hasta 42 nodos sensores, este resultado se sigue cumpliendo, aunque por conveniencia se ha limitado la representación a 27 nodos sensores en la figura 3.10.

En cuanto a la red convergente, se puede aplicar un ajuste polinómico de los resultados (hasta  $N = 42$ ) para encontrar la relación que sigue la longitud de la trama  $L$  con el tamaño de red  $N$ . Suponiendo que  $N$  es múltiplo de 3, el valor para  $L$  viene

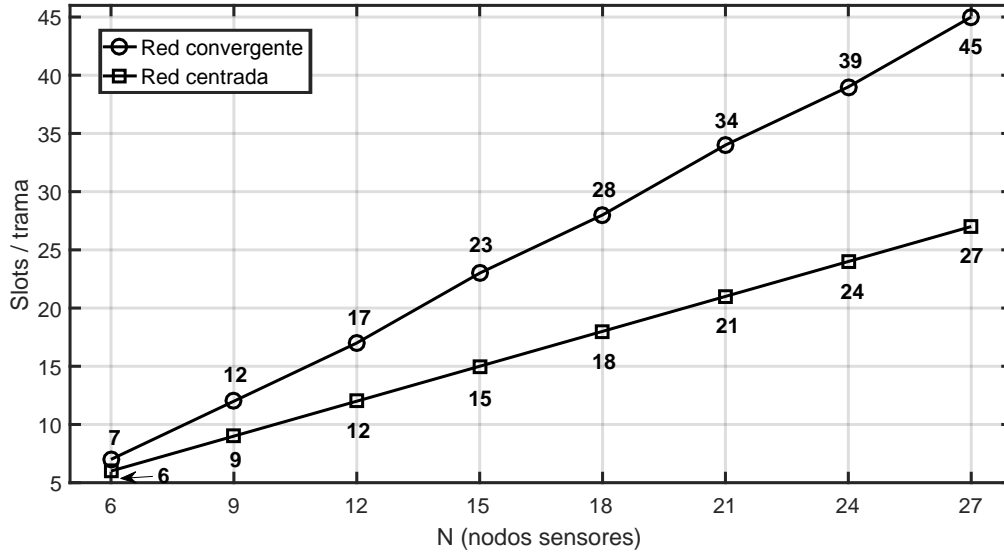


Figura 3.10: Longitud de la trama más corta en función del tamaño para ambas redes convergente y centrada.

determinado por las siguientes expresiones:

$$\text{Red centrada: } L = N, \quad (3.15)$$

$$\text{Red convergente: } L = \begin{cases} 7 & \text{si } N = 6, \\ \frac{11}{6}N - 5 & \text{si } N > 6 \text{ y } (N \bmod 6) = 0, \\ \frac{11}{6}N - \frac{9}{2} & \text{si } N > 6 \text{ y } (N \bmod 6) \neq 0. \end{cases} \quad (3.16)$$

### 3.7.1. Energía consumida

Se puede obtener una estimación de la energía consumida por la red a partir del número de transmisiones y recepciones que se realizan durante un período de tiempo determinado. En el caso que nos ocupa, al ser la operación periódica, se puede considerar la trama como el intervalo de tiempo apropiado para estimar el consumo energético.

Si se desea hacer una estimación del consumo eléctrico de los transeceptores, puede convenir referir el consumo de un receptor al de un transmisor. Obviamente, el consumo de un transmisor depende de su potencia de salida, mientras que el consumo del receptor no, es un valor aproximadamente constante. Consultadas las características de transeceptores comerciales, se ha encontrado que el consumo del receptor viene a ser entre el 1% (0'8W/65W para Evologics S2CR 7/17D, 0'9W/40W para SoundLink UWM10000) y el 20% (1'3W/60W para Evologics S2CR 48/78 WISE, 0'8W/3W para SoundLink UWM3000H) del consumo del transmisor [95] [96]. Entonces, una estimación conservadora del consumo de una pareja Tx-Rx es que sea 1,2 veces el consumo

del transmisor. Llegados a este punto, si se considera que la potencia consumida en una transmisión es  $P_{Tx}$ , se puede concluir que la potencia media total  $\bar{P}$  consumida en una trama será:

$$\bar{P} \approx 1,2 \cdot P_{Tx} \sum_{i=2}^{N+1} t_i, \quad (3.17)$$

siendo  $t_i$  el número de transmisiones realizadas por el nodo  $i$ . Para encontrar el número total de transmisiones de la trama, se pueden usar las ec. 3.1-3.2. Con ello, y asumiendo que  $N$  es múltiplo de 3, se llega a:

$$\text{Red convergente: } \sum_{i=2}^{N+1} t_i = \frac{N^2}{6} + \frac{N}{2}, \quad (3.18)$$

$$\text{Red centrada: } \sum_{i=2}^{N+1} t_i = \begin{cases} \frac{N^2}{12} + \frac{N}{2}, & \text{si } (N \bmod 6) = 0, \\ \frac{N^2}{12} + \frac{N}{2} + \frac{3}{4}, & \text{si } (N \bmod 6) = 3. \end{cases} \quad (3.19)$$

La figura 3.11 representa la potencia media total consumida en una trama normalizada al consumo de una transmisión ( $\frac{\bar{P}}{P_{Tx}}$ ), según las ec. 3.17-3.19, para tamaños de red de hasta 27 nodos. Se puede ver como para este rango de tamaños (6..27 nodos) está comprendida entre 7,2 (centrada) y 10,8 (convergente) con 6 nodos sensores, y entre 90 (centrada) y 162 (convergente) para 27 nodos sensores. Se observa claramente la mayor eficiencia energética para la red centrada respecto a la convergente para un mismo tamaño, alcanzando un ahorro de potencia consumida del 44,4 % en una red de 27 nodos.

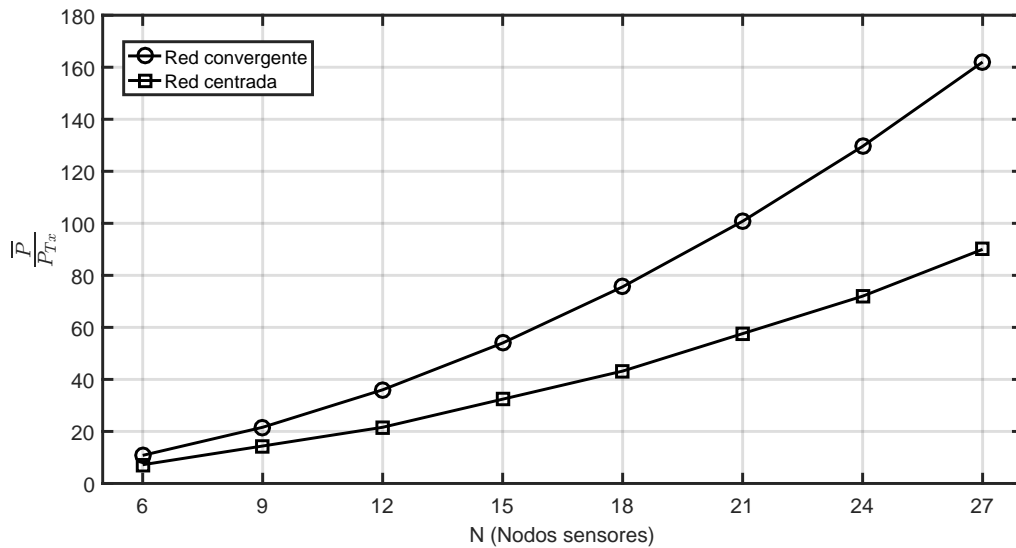


Figura 3.11: Potencia media consumida en una trama para diferentes tamaños de red convergente y centrada.



### 3.7.2. Throughput

En la sección §2.4.1 se estableció la conveniencia de medir el rendimiento de la red a través de su throughput medio normalizado  $S$ . Esta magnitud adimensional se definió como el cociente entre el número de paquetes correctos y el tiempo transcurrido (en slots) (ec. 2.2). Al haberse definido la trama equitativa como aquella en que cada nodo hace llegar un paquete al nodo recolector, la cantidad de paquetes transmitidos correctamente será igual al número de nodos sensores  $N$ , tanto en la red centrada como en la red convergente. Por otro lado, el tiempo transcurrido para llevar a cabo tal operación es precisamente la duración de la trama, calculada en la ec. 3.16. Según este razonamiento, se presenta en la figura 3.12 el throughput medio normalizado para ambas redes.

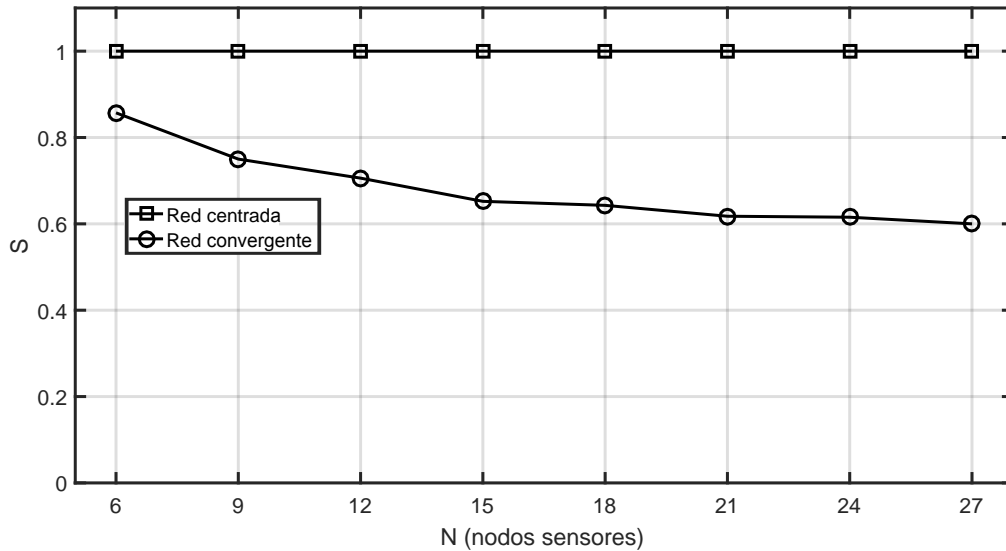


Figura 3.12: Throughput medio normalizado para diferentes tamaños de red convergente y centrada.

Una interpretación cualitativa para explicar el valor de  $S$  en el caso de la red centrada (siempre a 1) es que el nodo recolector siempre recibe paquetes en cada slot, por estar tan accesible mediante los 6 nodos que lo circundan. Este no es el caso de la red convergente, donde se tiene un efecto de cuello de botella a medida que crece el tamaño de la red, decreciendo por tanto el valor del throughput  $S$ .

## 3.8. Conclusiones

Se ha utilizado una topología adaptada a un escenario realista como es el estuario de un río, para medir parámetros de interés científico, como son la aportación de sedimentos de los ríos o la turbidez del agua. Para comparar las prestaciones, se tienen

dos variantes en la red de estuario, según esté el nodo recolector de datos en un extremo (red convergente) o en el centro (red centrada).

El modelo de operación aplicado a ambas variantes de red UWSN, reside en un MAC que usa multiplexación en tiempo con reutilización espacial (S-TDMA). Específicamente se tiene encaminamiento multisalto (*multihop*) nodo a nodo hasta llegar al nodo recolector, transmisión omnidireccional half-duplex, y una operación periódica dirigida por un planificador de transmisiones/recepciones. Se considera además un estado de reposo en los nodos para obtener un ahorro energético.

El objetivo principal en ambas variantes de red ha sido buscar el planificador óptimo en rendimiento que además proporcione una operación equitativa, es decir, que los nodos transmitan el mismo número de paquetes hacia el recolector en cada período de tiempo (trama). Para ello, se realiza el estudio en dos fases: primero, se encuentran los nodos compatibles que pueden transmitir simultáneamente sin provocar interferencias en la recepción de datos; segundo, se usan estos conjuntos de nodos compatibles para conformar el planificador equitativo más corto en tiempo posible, consiguiendo así ser el óptimo en rendimiento.

En la primera fase, la búsqueda de nodos compatibles se lleva a cabo primero mediante un análisis por grafos de ambas variantes de red, obteniendo su matriz de compatibilidad [88]. Posteriormente, la obtención de la cobertura de cliques sobre el grafo que representa la matriz de compatibilidad, lleva a obtener los conjuntos de nodos compatibles, mediante la aplicación de un algoritmo de búsqueda de cliques estándar [91].

En la segunda fase, a partir de la cobertura de cliques, se obtiene el planificador óptimo mediante la resolución de un problema de empaquetado multidimensional (MVBP) [92], que tiene en cuenta las restricciones necesarias para obtener la solución equitativa y óptima del planificador.

Una vez hallado el planificador óptimo en diferentes tamaños de red en ambas variantes (convergente y centrada), se aportan resultados sobre la longitud en tiempo (slots) de la trama periódica, la energía consumida, o el rendimiento (throughput normalizado) conseguido.

Como conclusión general, se tiene que la red centrada es más eficiente en rendimiento y energía que la red convergente. Sin embargo, la localización del nodo recolector en el centro de la red puede incrementar los costes de despliegue y hacerla más vulnerable que la red convergente, que tendrá el recolector como nodo más cercano a la costa, permitiendo hacer uso de cableado para entregar los datos a una estación terrestre.

# Capítulo 4

## Planificación óptima en red lineal

En este capítulo se va a analizar una topología de red lineal donde el nodo recolector estará en un extremo. Siguiendo un paralelismo con la exposición del Capítulo 3, se hace una corta introducción al problema en §4.1. Seguidamente, se plantea el modelo de red y su operación en §4.2, que incluye el análisis de las colisiones a evitar y una definición matricial para la planificación de red. Una vez encontrada la planificación óptima (§4.3) en número de transmisiones (throughput), se propone un nuevo método gráfico en 4.3.1 que conducirá a la solución hallada.

Por último, se aborda el estudio de tres parámetros importantes para medir el rendimiento de la red lineal: el throughput obtenido (§4.4), el retardo de los paquetes (§4.5), considerando dos disciplinas de servicio distintas (Round-Robin y FIFO), y una discusión sobre el grado de cumplimiento del criterio de equidad en la red (§4.7).

Como principales aportaciones de este capítulo se encuentran: (i) la obtención de la planificación óptima en formato matricial, (ii) un nuevo método de resolución gráfico, (iii) la mejora del retardo, (iv) la condición del tráfico generado para una operación estable (§4.6), y (v) la aplicación del índice de Gini para evaluar la equidad en la red.

### 4.1. Introducción

La topología de red que dispone los nodos en una línea, ya sea recta o quebrada, ha recibido diferentes nombres en la literatura. Cuando los nodos están alineados en una recta, se le suele denominar topología en línea (*linear topology*) [97] o en cadena (*chain topology*) [98]. En el caso de nodos desalineados se puede encontrar también la denominación de topología en cuerda (*string topology*) [99]. En la figura 4.1 se exponen como ejemplo sendas topologías de red.

La topología lineal escogida se debe a una doble razón: es el paso previo de estudio para redes más complejas (ej. matriciales), y tiene aplicaciones de monitorización importantes, como detección de embarcaciones (o submarinos, buzos, etc) en bocanas de puertos.

En lo relativo al estudio de estructuras de red más complejas existen muchos estudios acerca de redes lineales de sensores inalámbricas en general y submarinas en particular.

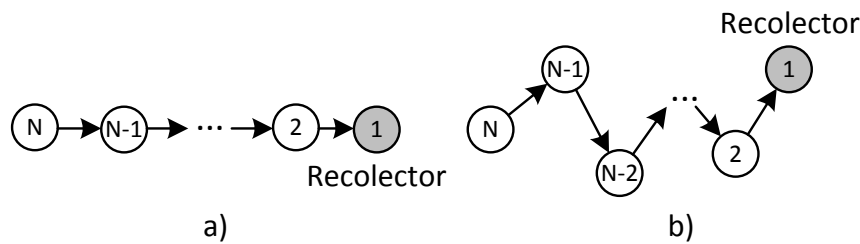


Figura 4.1: Topologías de red en línea/cadena (a) o en cuerda no alineada (b).

En lo referente a monitorización de intrusos bajo el agua existen soluciones comerciales a base de sónares que pueden realizar la detección, como el sistema DDS03 (Sistema de Detección de Intrusos para Vigilancia y Protección Submarina de Infraestructuras Críticas y Buques) [100]. Sin embargo, el uso de una unidad de superficie que provea de alimentación y comunicaciones aéreas (Wifi/Satélite) al sónar, hace que este sistema sea más costoso de mantener y lo hace también más vulnerable a ataques.

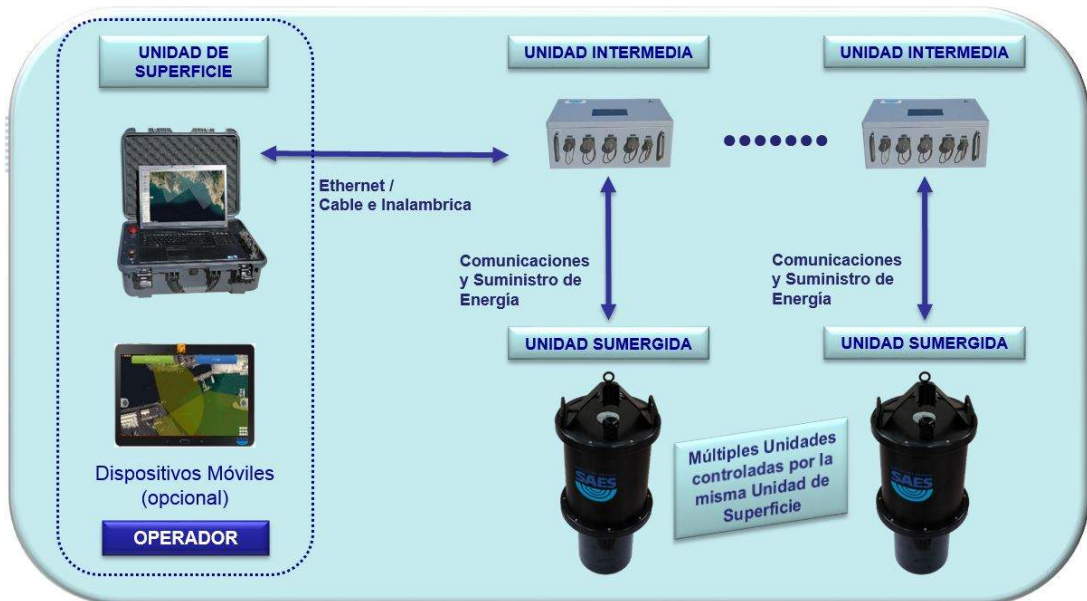


Figura 4.2: Sistema de detección DDS03 de SAES.

## 4.2. Modelo y operación

En la figura 4.3, se presenta la topología de red lineal que será estudiada. Se puede observar como la distancia  $d$  entre los nodos se va a asumir constante en un principio, hecho que será ampliado a un caso general posteriormente en §4.2.3. Se asume una notación ligeramente distinta que en el capítulo anterior: se tienen  $N - 1$  nodos sensores y un nodo recolector (el nodo 1), haciendo que la red tenga un tamaño total de  $N$  nodos.

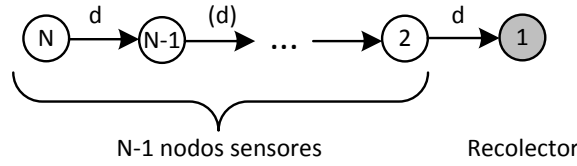


Figura 4.3: Red lineal con nodos equidistantes.

Todas las condiciones de operación de la red adoptadas para la red de estuario (§3.2) se siguen manteniendo aquí, excepto el criterio impuesto de red equitativa, que será analizado tras obtener una planificación eficiente, y no impuesto a priori como en el caso de la red de estuario. Esto es debido a que el objetivo principal es maximizar el número de transmisiones exitosas en la red. A la planificación que lo consiga la llamaremos *planificación óptima* en el sentido de que maximiza el throughput en la red.

Por otro lado, se impone la condición de que el tiempo de transmisión será igual al tiempo que tarda en propagarse la onda acústica hasta el siguiente nodo (un salto en la red). Ello permitirá reducir al máximo los tiempos en los que ni se transmite ni se recibe, mejorando el throughput en la red. Se asume que dentro del slot existen unos intervalos de guarda para evitar problemas de sincronismo.

### 4.2.1. Tratamiento de las colisiones

En la figura 4.4 se exponen las condiciones a cumplir cuando un nodo sensor  $j$  está transmitiendo en el slot  $t$ , con su consiguiente recepción por el nodo  $j - 1$  en el slot  $t + 1$  sin interferencias (colisiones), teniendo en cuenta las hipótesis de operación. Dichas condiciones son explicadas a continuación:

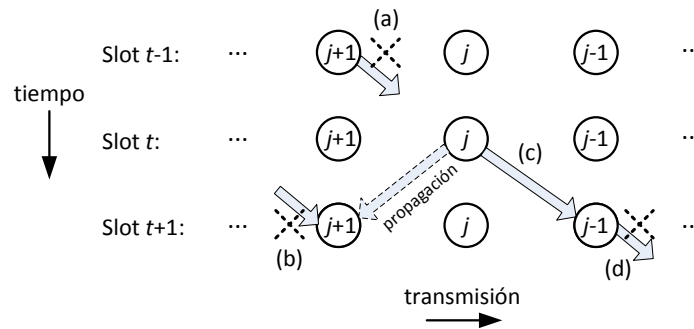


Figura 4.4: Restricciones a cumplir para una Tx/Rx correcta (sin colisión).

- El nodo  $j + 1$  no puede transmitir en el slot anterior  $t - 1$  (fig.4.4, a)). La razón es que el nodo  $j$  va a estar ocupado transmitiendo en el slot  $t$  y no puede recibir al mismo tiempo.

- Si  $j$  transmite en  $t$ , el nodo  $j + 1$  no puede recibir en el slot  $t + 1$  (fig.4.4, b)). Ello es debido a que si lo hiciera, se produciría una colisión entre la recepción de la transmisión del nodo  $j + 2$  y la onda emitida desde el nodo  $j$ .
- El nodo  $j - 1$  no puede transmitir en el slot  $t + 1$  (fig., d)). La razón es evidente: se encuentra en estado de recepción durante el slot  $t + 1$  y no puede entonces transmitir simultáneamente.
- El nodo  $j - 2$  no debe transmitir en el slot  $t$  (puede estar en Rx/Idle), porque si lo hace, su onda propagada llega a la vez que la transmitida por el nodo  $j$  al nodo  $j - 1$  en el slot  $t + 1$ , produciendo colisión e impidiendo una correcta recepción.
- El nodo  $j + 2$  tampoco debe transmitir en el slot  $t$ , porque ocurriría el caso b) comentado en la fig.4.4: habría colisión en el nodo  $j + 1$  al recibir.

Además de estas restricciones para evitar colisiones se deben tener en cuenta otras dos condiciones en los bordes:

- El nodo recolector (nodo 1) nunca transmite. Ello es debido a que no es su misión, sino recibir los paquetes de los restantes nodos de la red.
- El nodo  $N$  es un nodo generador. Es decir, nunca recibe de otro nodo por ser el último de la red.

### 4.2.2. Notación matricial del planificador

Con objeto de formalizar la definición de los estados para cada nodo que asigna el planificador en cada slot de la trama, se ha usado una notación matricial. En concreto, la matriz  $\mathbf{Q}^{(T)}$  [74] representa un período de trama de duración  $T$  slots, y sus elementos  $q_{t,j}$  tendrán los siguientes valores:

- $q_{t,j} = l$  si el nodo  $j$  transmite al nodo  $l$  durante el slot  $t$ ,
- $q_{t,j} = -l$  si el nodo  $j$  recibe del nodo  $l$  durante el slot  $t$ ,
- $q_{t,j} = 0$  si el nodo  $j$  permanece en estado Idle durante el slot  $t$ .

Se dice que una planificación es perfecta cuando su matriz  $\mathbf{Q}^{(T)}$  no tiene elementos nulos. Será óptima cuando alcance máximo throughput, es decir, que la matriz posea el menor número posible de ceros. Debido a que cualquier red tiene una planificación óptima periódica [74], y que es imposible encontrar una planificación perfecta para una red lineal con más de 2 nodos, el objetivo marcado es encontrar una planificación óptima periódica  $\mathbf{Q}^{(T)}$  para la red lineal. Para ilustrar el concepto, se aportan tres ejemplos en la figura 4.5.

Las restricciones que se deben cumplir para evitar las colisiones (fig.4.4), pueden definirse formalmente usando la nueva notación:

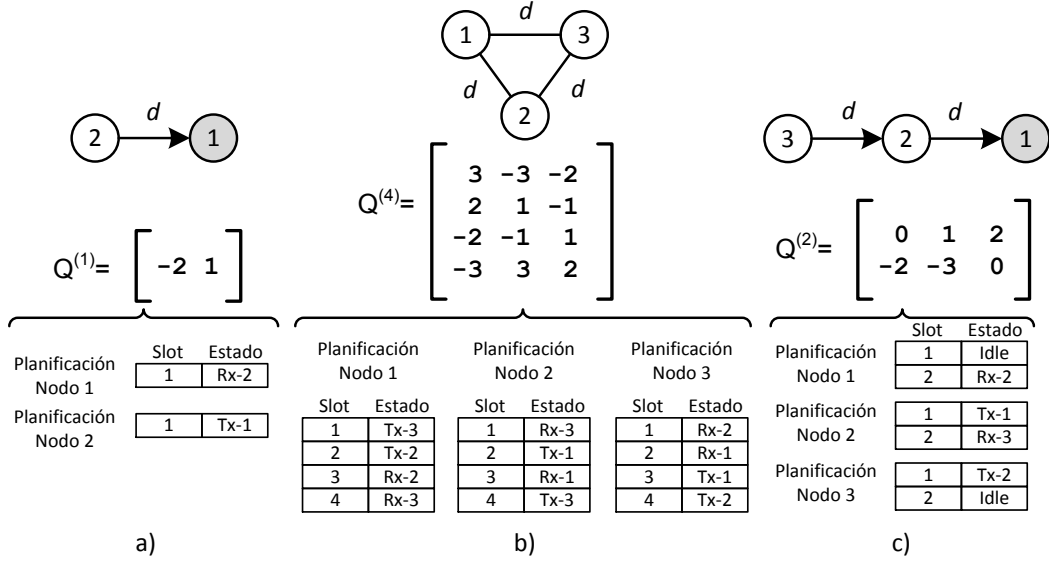


Figura 4.5: Ejemplos de planificaciones: perfecta de período 2 en red lineal de 2 nodos (a), perfecta para red triangular de 3 nodos (b) y óptima para red lineal de 3 nodos (c).

$$q_{t,j} = -l \Rightarrow l = j + 1 \quad \text{para } j \in \{2, 3, \dots, N - 1\}, \quad (4.1)$$

$$q_{t,j} = j - 1 \Leftrightarrow q_{t+1,j-1} = -j \quad \text{para } j \in \{2, 3, \dots, N - 1\}, \quad (4.2)$$

$$q_{t,j} = j - 1 \Rightarrow q_{t,j-2}, q_{t,j+2} \leq 0 \quad \text{para } j \in \{3, \dots, N - 2\}, \quad (4.3)$$

$$q_{t,1} \in \{0, -2\}, \quad (4.4)$$

$$q_{t,N} \in \{0, N - 1\}. \quad (4.5)$$

La ecuación 4.1 indica que solo se puede recibir del nodo padre. Determina el encaminamiento de la red lineal: transmisiones hacia el nodo recolector. Por su parte, la ecuación 4.2 define una transmisión y su correspondiente recepción en el slot siguiente, necesario para asegurar el proceso Tx-Rx completo. La ecuación 4.3 evita las dos colisiones posibles en recepción en los nodos  $j - 1$  y  $j + 1$  cuando el nodo  $j$  está en el estado Tx en el slot  $t$ . Por último, las últimas dos ec. 4.4-4.5 establecen las condiciones frontera del problema, definiendo que el nodo 1 solo recibe (o estado Idle) y que el extremo  $N$  solo transmite (o estado Idle).

### 4.2.3. Red lineal no uniforme

En esta sección se aborda el estudio de la red lineal cuando no se mantiene una distancia constante entre nodos. La figura 4.6 esquematiza el problema y las condiciones a tomar para que la planificación óptima que se obtenga para la red lineal uniforme sea también válida en este caso.

Hay dos condiciones límite que cumplir, una para dos nodos con separación máxima, y la otra para el caso de nodos con separación mínima:

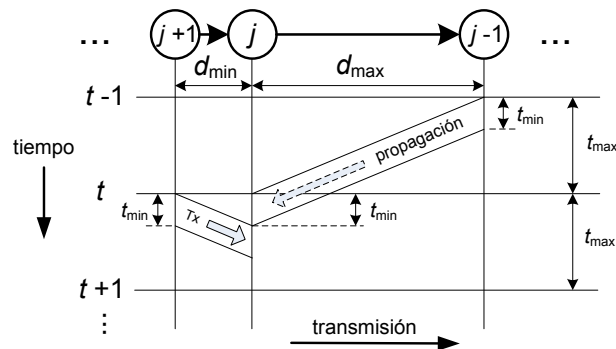


Figura 4.6: Condiciones a aplicar para evitar interferencias en redes lineales no equiespaciadas.

- Distancia máxima. El tiempo de propagación será el más largo posible, y determinará la duración del slot ( $t_{max}$  en fig.4.6), para que cuando un nodo transmita, el nodo hijo pueda acabar su recepción antes de que acabe el slot siguiente.
- Distancia mínima. El tamaño del paquete deberá ser tal que su tiempo de transmisión coincida (o ser menor, pero se perderá eficiencia) con el tiempo de propagación en la distancia mínima ( $t_{min}$  en fig.4.6). De esta forma, la recepción en el destino comenzará en el siguiente slot.

Cumpliendo estas condiciones respecto a la duración del slot y el tiempo de transmisión, la planificación planteada para la red lineal uniforme será válida aunque el rendimiento se verá reducido por no disponer de un tiempo de transmisión igual al tiempo de slot, que sería el caso más favorable, impuesto en la red con distancia uniforme.

### 4.3. Planificación óptima: método espacio-temporal

La resolución de las ecuaciones 4.1-4.5 buscando una matriz  $\mathbf{Q}$  para una planificación óptima (menor número de ceros en la matriz) llevan a un problema que no es fácil de resolver. Una solución aplicada en la literatura se basa en plantearlo como un problema de decisión secuencial [74], en el que se aplica una estrategia de evolución slot a slot, donde la planificación para un nuevo slot debe optimizar una función de recompensa antes de ser incorporado a la planificación ya obtenida. Esta estrategia puede suponer una alta carga computacional para redes con un alto número de nodos.

En esta tesis se ha optado por usar una estrategia mucho más simple consistente en ir evaluando las ec. 4.1-4.5 hasta encontrar la planificación óptima para redes de tamaño reducido. Posteriormente, en base a los resultados encontrados, se propone un nuevo algoritmo gráfico que aproveche la geometría regular de la red lineal uniforme para encontrar la planificación óptima en el caso general de  $N$  nodos.



En la figura 4.7 se presentan las planificaciones óptimas encontradas para  $N = 4$  y  $N = 5$  nodos. Se puede comprobar que no existen planificaciones mejores, salvo las que proceden de rotar las filas de la matriz  $\mathbf{Q}$ , por ser una planificación periódica. Otro resultado importante es que el período permanece invariante en 4 slots.

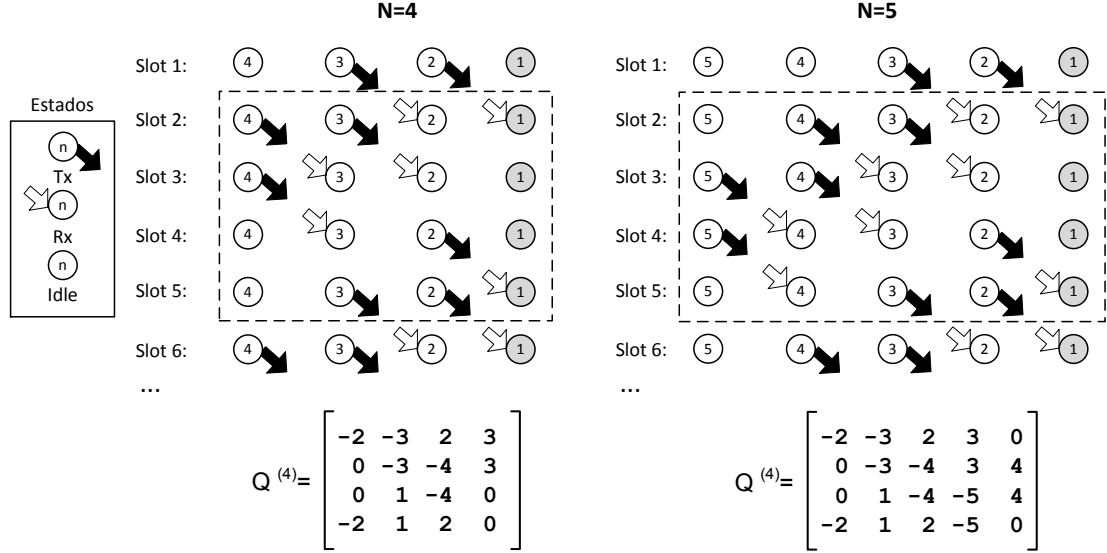


Figura 4.7: Planificaciones óptimas para red lineal de tamaño 4 (izq.) y 5 (dcha.) nodos.

Para generalizar el resultado de la planificación óptima al caso de una red lineal de  $N$  nodos, se ha creado una notación general basada en cuatro vectores columna para cada nodo  $j$  de la red, denominados  $v_j^{(i)}$  con  $i \in \{0, 1, 2, 3\}$ , expresados como [101]:

$$v_j^{(0)} = ( [ j-1 \quad j-1 \quad -(j+1) \quad -(j+1) ] )', \quad (4.6)$$

$$v_j^{(1)} = ( [ -(j+1) \quad j-1 \quad j-1 \quad -(j+1) ] )', \quad (4.7)$$

$$v_j^{(2)} = ( [ -(j+1) \quad -(j+1) \quad j-1 \quad j-1 ] )', \quad (4.8)$$

$$v_j^{(3)} = ( [ j-1 \quad -(j+1) \quad -(j+1) \quad j-1 ] )'. \quad (4.9)$$

Su obtención, ha sido hecha a partir de la inspección de las columnas de la matriz  $\mathbf{Q}$  para tamaños reducidos de red, y observando como cambian para redes mayores. De esta forma, usando estos vectores columna  $v_j^{(i)}$  (ec.4.6-4.9) se puede construir a partir de ellos la matriz de planificación óptima para cualquier tamaño de red, que llamaremos  $\mathbf{Q}_{\text{opt}}^{(4)}$  según la siguiente expresión:

$$\mathbf{Q}_{\text{opt}}^{(4)} = [ v_1^{(1)} \quad v_2^{(2)} \quad v_3^{(3)} \quad v_4^{(0)} \quad \dots \quad v_N^{(N \bmod 4)} ]. \quad (4.10)$$

Hay que hacer constar que en el caso del último nodo ( $j = N$ ), no puede haber recepción, por lo que cualquier valor negativo de los vectores que le corresponden,  $v_N^{(i)}$ , deberá ser sustituido por un 0 (estado Idle).

### 4.3.1. Método gráfico por teselado

Basándose en el formato de la figura 4.7, se observa que se puede representar la planificación de los nodos en un diagrama 2D espacio-temporal, donde en horizontal se representa la posición que ocupa el nodo en la red, y en vertical su estado en el tiempo.

Con este formato, el problema quedaría planteado como asignar estados Tx/Rx/Idle para cada nodo y slot (planificar) cumpliendo además de las ec. 4.1-4.5 (evitar colisiones), dos criterios adicionales: que la asignación sea periódica en tiempo, y que posea el mínimo número de nodos con estados Idle. Para ello se plantea una estrategia basada en tres fases. La primera será proponer una planificación reducida a pocos nodos, que llamaremos patrón, que evite colisiones. La segunda fase, que llamaremos *alineamiento*, consistirá en colocar copias del patrón para ver si es válida o no. La tercera fase, que llamaremos *solapamiento*, permitirá reducir al máximo el número de estados Idle de los nodos, colocando el patrón superpuesto en el diagrama 2D.

#### Fase 1. Patrón de planificación

En esta primera fase se plantea una planificación sobre un tamaño reducido de nodos que cumpla los criterios de evitación de colisión (ec.4.1-4.5). Puesto que una subred de tamaño  $N = 2$  no permite analizar las colisiones, el primer caso útil sería proponer un patrón de  $3 \times 3$ , es decir, la evolución de 3 nodos en 3 slots consecutivos. Pueden surgir diferentes patrones, tanto de 3 parejas de Tx-Rx como de 2 parejas. No interesa una sola pareja Tx-Rx pues no conducirá a una solución eficiente (hay demasiados estados Idle). En la figura 4.8 se presentan los 7 patrones de tamaño  $3 \times 3$  encontrados.

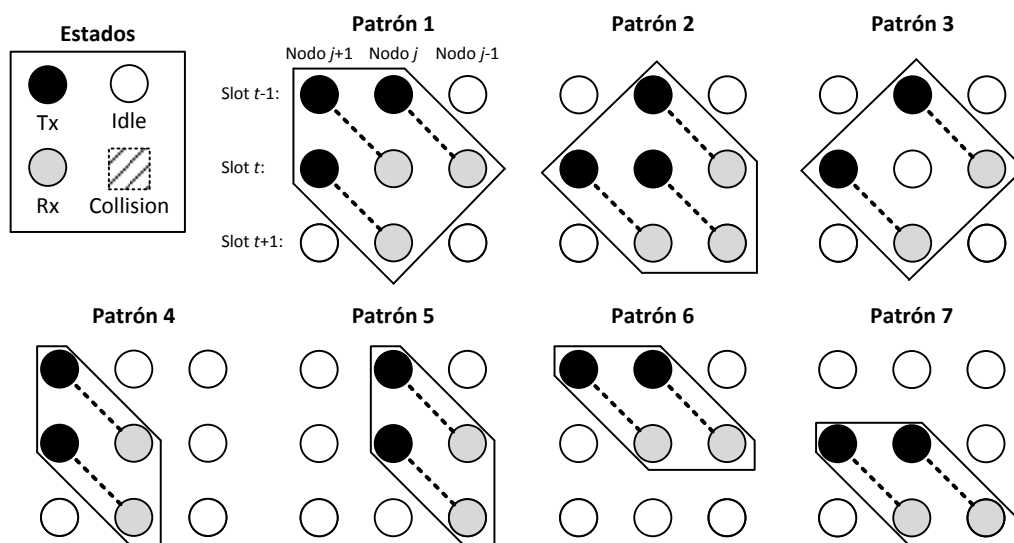


Figura 4.8: Diferentes patrones  $3 \times 3$ : con 3 Tx-Rx (1-2) y con 2 Tx-Rx (3-7).

## Fase 2. Alineamiento del patrón

En la fase de alineamiento se comprueba si al colocar copias del patrón cubriendo todo el diagrama 2D, surge una planificación válida (sin colisiones). Si no lo es, se descarta el patrón y de esta forma se seleccionan aquellos candidatos que pasarán a la siguiente y última fase.

En la figura 4.9 se realiza un análisis para los 4 primeros patrones (1-4), donde se puede observar que los patrones 1 y 2 crearían colisión en algunos nodos, por lo que se descartan como soluciones para la planificación óptima. Repitiendo la misma idea para el resto de patrones 5-7, se obtiene finalmente como patrones candidatos los siguientes: 3, 4 y 5.

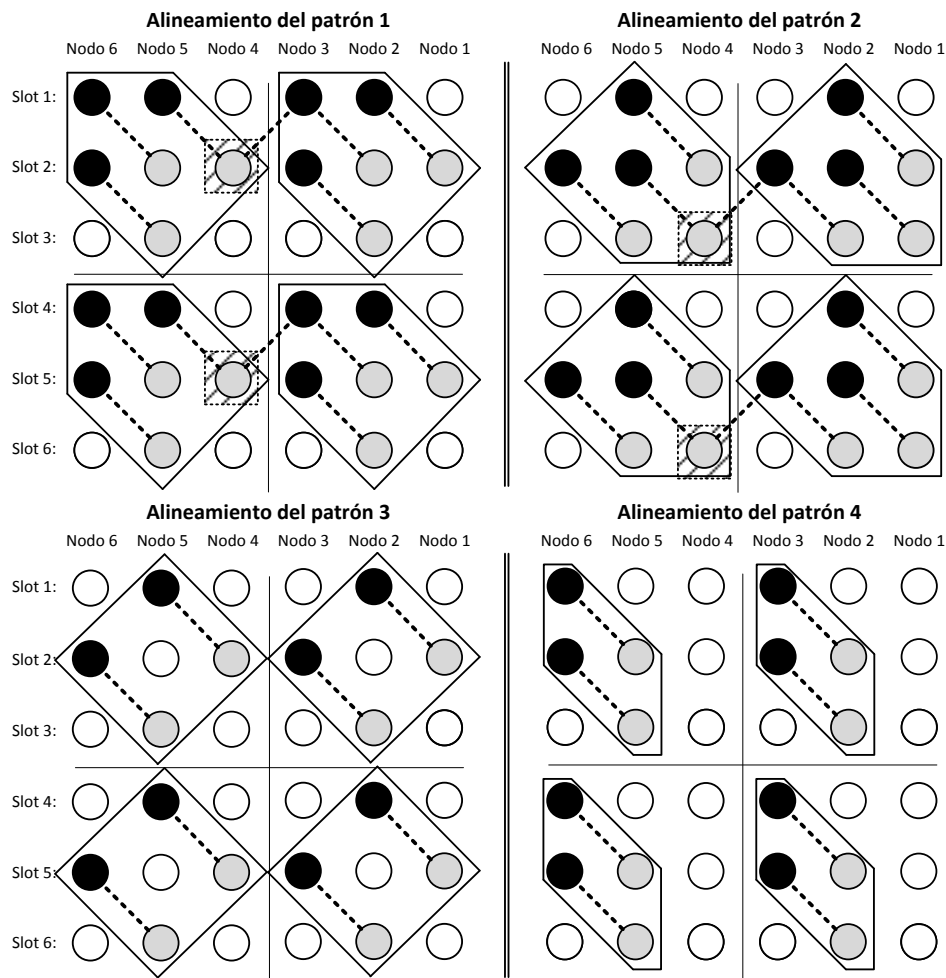


Figura 4.9: Ejemplo de alineamiento para los patrones 1-4 de tamaño  $3 \times 3$ .

## Fase 3. Solapamiento del patrón

Los patrones que han superado la fase 2 de alineamiento, pueden constituir una planificación válida para la red. Sin embargo, puede que esta planificación obtenida

por alineamiento no sea óptima. Para ello, en esta fase se trata de solapar un mismo patrón de manera que no se superpongan estados de Tx o Rx. Sí se permite que un estado de Tx/Rx se solape con un estado Idle. En caso de encontrar un patrón que permita este solapamiento, reduciendo el número final de estados Idle y cumpliendo además no crear colisiones, llevará a la planificación óptima buscada.

En la figura 4.10 se presentan los únicos patrones que admiten solapamiento para crear una planificación óptima. En el caso que nos ocupa, el patrón 3 logra tener el menor número de estados Idle al solaparse, y se puede identificar que es una operación periódica en el tiempo, donde la trama está comprendida entre los slots 2-5 (período  $T = 4$ ). Según esto, se puede concluir que ese patrón conduce a la planificación óptima buscada. Respecto al caso de los patrones 4 y 5, al solaparse tienen el mismo comportamiento, y no consiguen dar una planificación con menos Idle que en el caso del patrón 3. Si se intenta un solapamiento compacto, se observa en la figura que aparecen colisiones. Pueden conducir a una planificación válida, pero no será óptima.

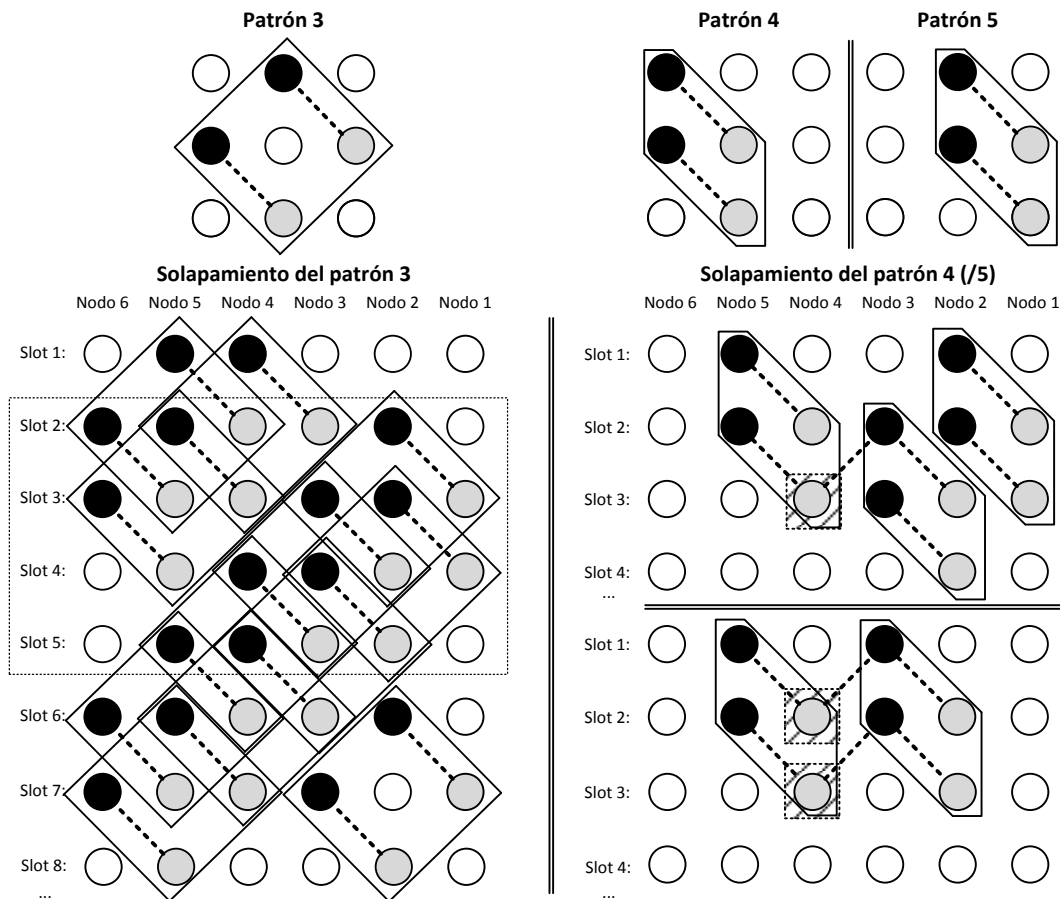


Figura 4.10: Ejemplo de solapamiento de los patrones 3, 4 y 5.

## 4.4. Análisis de throughput

A partir de la matriz  $\mathbf{Q}_{\text{opt}}^{(4)}$  (ec. 4.10), se puede obtener para cualquier red lineal de tamaño  $N$ , el número de estados de Tx (que iguala a los de Rx) en una trama. Si se observan los vectores que componen dicha matriz (ec. 4.6-4.9), hay dos valores negativos en cada vector, menos para el nodo  $N$  (generador) que solo realizará transmisiones. Esto da un valor de  $2(N - 1)$  recepciones (o transmisiones) en una trama.

Por otro lado, se ha determinado que el período de la planificación óptima es igual a 4 slots, por lo que usando la ec. 2.2 el throughput medio normalizado vendrá dado por la expresión:

$$S = \frac{2(N - 1)}{4} = \frac{N - 1}{2}. \quad (4.11)$$

Hay que notar que este valor de throughput obtenido, es cercano al valor que obtendría una planificación perfecta, que sería  $\frac{N}{2}$ . Por otro lado, el valor teórico máximo del throughput, sería  $S_{\text{max}} = \frac{1}{2}$ , puesto que un nodo no puede transmitir y recibir simultáneamente. Con estos dos valores se podría calcular la tasa de generación de paquete  $\lambda_j$  para el nodo  $j$  que consiga alcanzar ese máximo throughput, asumiendo igual tasa para todos los nodos de la red:

$$(N - 1)\lambda_j = \frac{1}{2} \Rightarrow \lambda_j = \frac{1}{2(N - 1)}. \quad (4.12)$$

Para comparar los resultados de throughput obtenidos con la planificación óptima, se considera el estudio de otra planificación equitativa, donde cada nodo consigue entregar un solo paquete al nodo recolector en cada trama. Ejemplos de esta planificación para redes lineales de tamaño entre 3 y 5 nodos se presentan en la figura 4.11.

Se puede observar para el caso de la planificación equitativa, que no es posible conservar un valor constante para el período de trama  $T$  y que aumenta con el tamaño de la red. Si se hace un análisis de cuál es su valor para una red lineal de  $N$  nodos, se obtendría la expresión siguiente:

$$T = \begin{cases} 7 + 5 \frac{N - 4}{2} & \text{si } N \text{ es par ,} \\ 4 + 5 \frac{N - 3}{2} & \text{si } N \text{ es impar .} \end{cases} \quad (4.13)$$

El número de transmisiones en una trama para la planificación equitativa se puede calcular de forma simple teniendo en cuenta que el paquete de un nodo  $j$  debe ser transmitido  $j - 1$  veces antes de llegar al nodo recolector. Puesto que la trama debe incluir todas las recepciones en el recolector de un paquete de cada nodo, el número total de transmisiones en cada trama será:

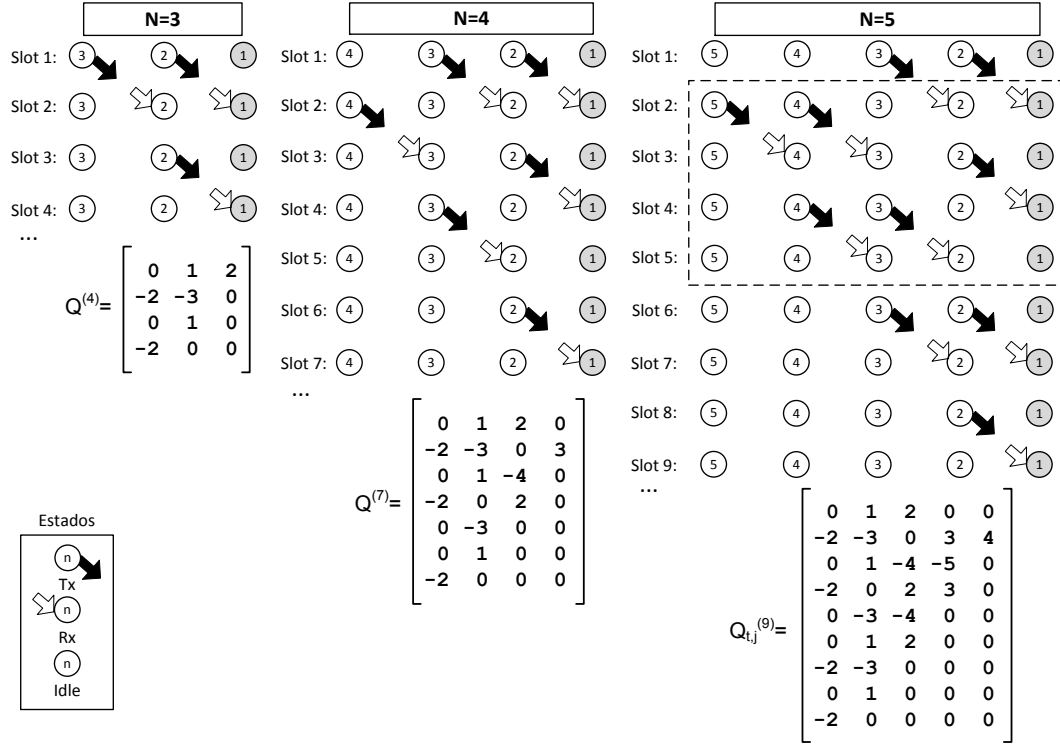


Figura 4.11: Planificación equitativa para red lineal, con tamaño 3, 4 y 5 nodos.

$$\sum_{j=2}^N (j-1) = \frac{N(N-1)}{2}. \quad (4.14)$$

A partir del número de transmisiones (ec. 4.14) y del período de trama (ec. 4.13), se puede obtener el throughput medio normalizado como

$$S = \frac{N(N-1)}{2T} = \begin{cases} \frac{N(N-1)}{5N-6} & \text{si } N \text{ es par,} \\ \frac{N(N-1)}{5N-7} & \text{si } N \text{ es impar.} \end{cases} \quad (4.15)$$

En la figura 4.12 se presenta una comparativa del valor del throughput medio normalizado  $S$  para el caso de tres planificaciones, donde dos de ellas son para la red lineal (óptima y equitativa), y la tercera es la planificación perfecta ( $S = \frac{N}{2}$ ), es decir, la mejor planificación posible para una red cualquiera de  $N$  nodos. Se observa como el throughput medio normalizado en el caso de la planificación óptima es muy cercano a la planificación perfecta. El motivo por el que no se puede conseguir igualarlas es el efecto de las condiciones frontera de los nodos  $N$  y 1 (ec. 4.4-4.5).

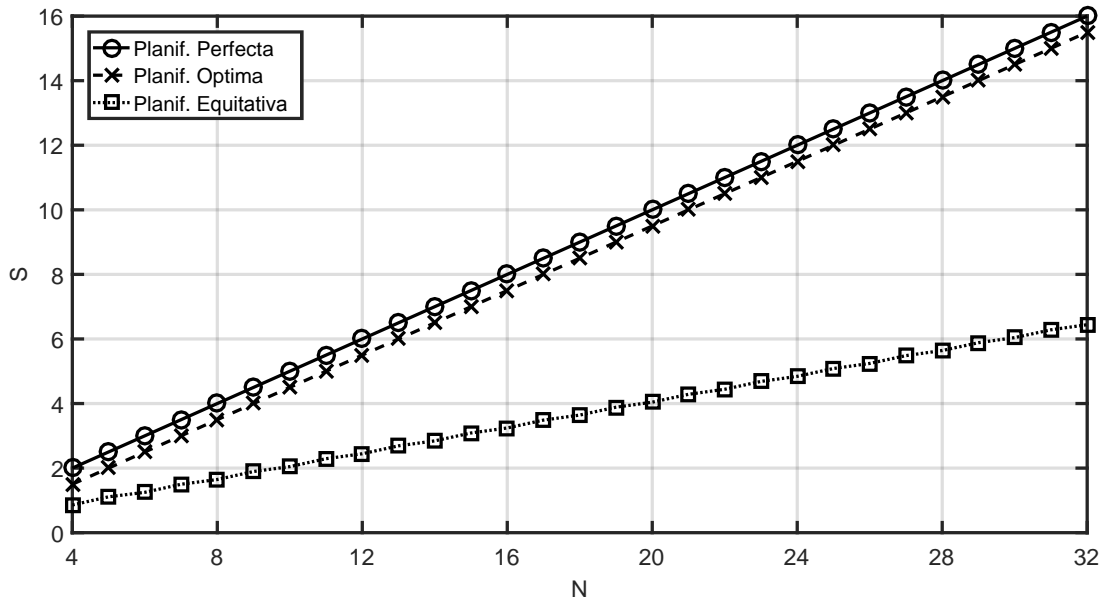


Figura 4.12: Throughput medio normalizado para tres planificaciones: óptima y equitativa (red lineal) y perfecta (red genérica).

## 4.5. Retardo en la red: FIFO vs. Round-Robin

Con objeto de calcular de forma realista el retardo medio extremo a extremo  $\bar{D}$  (ec. 2.4) que sufren los paquetes hasta alcanzar el nodo recolector, se plantea introducir una disciplina de servicio en cada nodo que tome la decisión de cual paquete transmitir: uno propio (generado por ese nodo) u otro de otro nodo (retransmisión).

Las dos disciplinas elegidas han sido Round-Robin, y FIFO. Su estructura se presenta en la figura 4.13, donde se pueden observar los dos tipos de paquete (propio y para retransmitir). En el caso de FIFO, se requieren dos colas, una para cada tipo de paquete. Los paquetes a retransmitir se encolan por orden de llegada en su cola, y saldrán en ese mismo orden. En el caso de la disciplina Round-Robin, el nodo  $j$  tendrá su cola de paquetes propios, y otras  $N - j$  colas: una para cada nodo que esté por encima de él.

Se puede asumir que la tasa de generación de paquetes obedece la ec. 4.12, que será la máxima posible. Respecto al funcionamiento para servir los paquetes, difiere en ambas disciplinas. En Round-Robin, en cada slot de transmisión, la cola elegida para servir el paquete va rotando, y se tratan por igual las colas de paquetes retransmitidos que la de paquetes propios. Si la cola elegida estuviera vacía, se pasa a la siguiente, hasta encontrar una que no esté vacía.

En el caso de FIFO, el funcionamiento es diferente. Cuando se está en un slot de transmisión en el que toca generar un paquete propio, éste se coloca en la cola y se transmite el primer paquete de esa cola (puede ser el mismo generado si la cola está vacía). De esta manera, en ese slot se transmite siempre un paquete propio, mientras que en Round-Robin la cola de paquetes propios es tratada igual que el resto de colas.

En ambas disciplinas, se requiere un contador de slots para generar paquete propio. Los valores iniciales de este contador, alteran los valores del retardo medio obtenido. Este efecto se analizará más adelante (en §4.5.1).

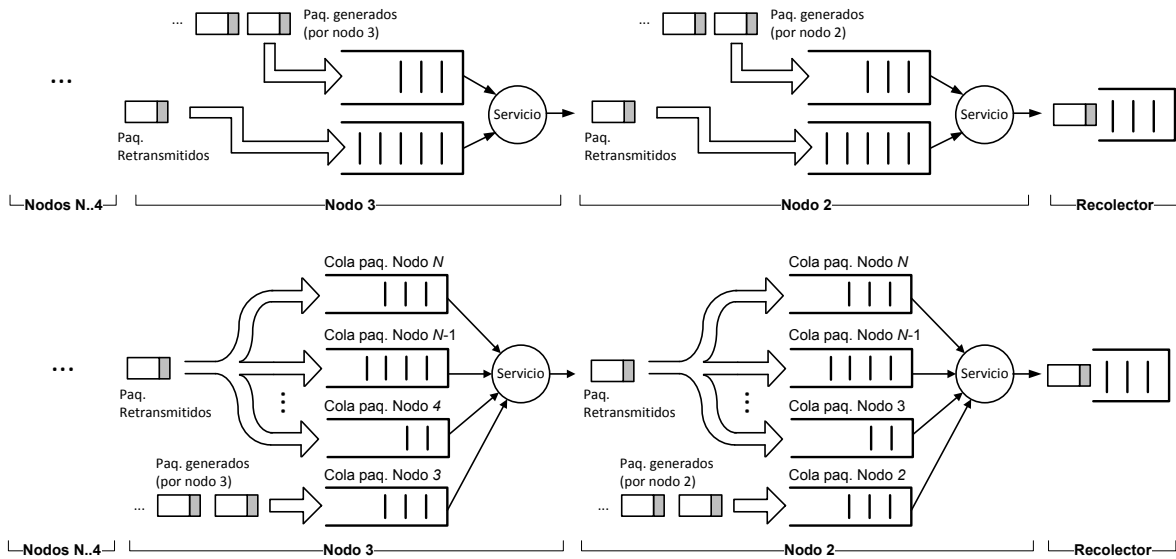


Figura 4.13: Disciplinas de servicio planteadas para la red lineal: FIFO (arriba) y Round-Robin (abajo).

Para registrar los valores de retardo de cada paquete se ha creado un modelo de la red, programando un simulador a medida de eventos discretos basado en MATLAB<sup>®</sup>. Los resultados obtenidos se muestran en la tabla 4.1. Se observa un valor similar del retardo medio entre ambas disciplinas de servicio. Según esto, se prefiere por coste menor de implementación usar FIFO, dado que tiene una sola cola en lugar de varias, simplificando la operación en tiempo real.

#### 4.5.1. Mejora del retardo

Los valores del retardo presentados en la tabla 4.1 se han obtenido suponiendo que todos los nodos están sincronizados a la hora de generar sus paquetes propios, es decir, que la cuenta del número de slots antes de generar un paquete propio tiene el mismo valor (0 en este caso) al comienzo de la trama para todos los nodos. Aunque esta suposición parece sensata, se ha comprobado que cuando el valor de inicio del citado contador de intervalos no es igual para todos los nodos, se pueden tener variaciones grandes en el retardo obtenido.

Antes de realizar un análisis de dicho efecto, se deben definir las variables que definen los contadores de slots:

- $W_{j,t}$  : número de slots de transmisión transcurridos para el nodo  $j$  ( $j=2..N$ ) en el slot  $t$  desde el último reinicio del contador,



Tamaño (N)	Round-Robin		FIFO	
	Max.	Medio	Max.	Medio
4	7	4	7	4
5	9	5.25	9	5.25
6	14	7.796	14	7.7965
7	17	8.996	17	8.996
8	19	11.9869	23	11.993
9	21	13.2329	25	13.2399
10	30	13.8843	28	13.8833
20	59	31.9368	63	31.9509
50 <sup>1</sup>	193	81.8638	161	81.8637
100 <sup>2</sup>	326	163.7764	327	163.7842

<sup>1</sup> Tiempo de simulación: 5000 slots  
<sup>2</sup> Tiempo de simulación: 10000 slots

Tabla 4.1: Retardo medio (en slots) extremo a extremo con planificación óptima. Tiempo de simulación ( $N=4..20$ ): 2000 slots.

- $W_j^{max}$  : valor umbral de reinicio para el contador del nodo  $j$  (cuando  $W_{j,t} = W_j^{max}$ , se genera un paquete en el slot  $t$  y  $W_{j,t} = 0$ ),
- $W_j^{ini}$  : valor inicial para el contador del nodo  $j$  ( $W_{j,0} = W_j^{ini}$ ),
- $\mathbf{W}^{ini}$  : vector con los valores iniciales de todos los contadores ( $\mathbf{W}^{ini} = [W_2^{ini}, W_3^{ini}, \dots, W_N^{ini}]$ ).

Al inicio de la trama los valores de los contadores vienen definidos por el vector  $\mathbf{W}^{ini}$ . Por ejemplo, en el caso de la tabla 4.1 se ha considerado el caso  $\mathbf{W}^{ini} = [0, 0, \dots, 0]$ . Sin embargo, si se cambian los valores del vector se pueden obtener valores menores para el retardo medio (y máximo) extremo a extremo, como puede verse en las tablas 4.2 para FIFO, y 4.3 para Round-Robin.

En ambas tablas se han considerado diferentes tamaños de red y tasas de tráfico generado. Para cada caso de red se han simulado todos los vectores posibles  $\mathbf{W}^{ini}$  (permutaciones). Como resultado presentado se han elegido dos vectores que resumen el comportamiento de la red: aquel  $\mathbf{W}^{ini}$  que da un valor de retardo medio más pequeño, y el vector que da el retardo medio más grande. Por ejemplo, en el caso de FIFO con  $N = 5$  (con tráfico uniforme  $\lambda_i = \frac{1}{8}$ ) si se usa  $\mathbf{W}^{ini} = [2, 3, 2, 0]$  se consigue un retardo medio de 4.98 slots y máximo de 9 slots, mientras que en el mismo caso de red y tráfico, si se elige  $\mathbf{W}^{ini} = [3, 0, 1, 3]$  el retardo medio sube a 7.97 slots y el máximo a 15 slots. Esto supone un incremento del 60% en el retardo medio, y de un 66.6% en el retardo máximo solo debido a la elección del valor inicial del contador de slots.

Además, se observa en ambos casos (FIFO y Round-Robin) como el número de paquetes entregados es conforme con el tráfico generado, con poca influencia del vector  $\mathbf{W}^{ini}$  elegido. Por ejemplo, para el mismo caso FIFO anterior con  $N = 5$ , el número de

Tamaño (N)	Tráfico generado $[\lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_N]$	$W^{ini}$	Retardo med./máx.	Paq. Entregados $[P_2, P_3, \dots, P_N]$
4	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{6}]$	$[2, 1, 0]$ $[1, 2, 2]$	3.99/7 5.29/11	$[125, 124, 166]$ $[125, 124, 166]$
4	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{6}, \frac{1}{8}]$	$[2, 0, 2]$ $[1, 1, 3]$	3.69/7 4.99/11	$[125, 166, 124]$ $[125, 166, 124]$
4	$[\frac{1}{6}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}]$	$[2, 1, 0]$ $[1, 0, 1]$	3.29/7 4.69/11	$[167, 124, 124]$ $[166, 124, 124]$
5	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}]$	$[2, 3, 2, 0]$ $[3, 0, 1, 3]$	4.98/9 7.97/15	$[125, 125, 124, 124]$ $[125, 124, 124, 123]$
6	$[\frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}]$	$[2, 4, 1, 0, 1]$ $[0, 1, 2, 4, 1]$	6.96/13 10.96/21	$[100, 100, 99, 99, 98]$ $[99, 99, 99, 99, 98]$

Tabla 4.2: Retardo medio/máximo (en slots) para FIFO. Se reflejan dos casos de  $W^{ini}$  para el retardo medio: el mejor (línea superior) y el peor (línea inferior) valor. Tiempo de simulación: 1000 slots.

paquetes entregados que se espera obtener al final de la simulación sería:

$$t_{sim} \times \lambda_i = 1000 \text{ slots} \times \frac{1}{8} \left( \frac{\text{paq}}{\text{slot}} \right) = 125 \text{ paq.} \quad (4.16)$$

En aquellos casos en los que el número de paquetes entregados es menor, la explicación radica en que existen paquetes almacenados en la cola de algún nodo y aún no han sido entregados antes del final de la simulación.

Un criterio de diseño importante en las redes es acotar el retardo máximo extremo a extremo. En la tabla 4.4 se muestran los resultados obtenidos en los casos en que se alcanza el retardo máximo mayor. Si existen varios casos con igual valor, se ha elegido

Tamaño (N)	Tráfico generado $[\lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_N]$	$W^{ini}$	Retardo med./máx.	Paq. Entregados $[P_2, P_3, \dots, P_N]$
4	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{6}]$	$[2, 1, 0]$ $[1, 2, 2]$	3.99/ <b>8</b> 5.29/11	$[125, 124, 165]$ $[125, 124, 166]$
4	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{6}, \frac{1}{8}]$	$[2, \mathbf{2}, 2]$ $[1, \mathbf{0}, 3]$	3.69/7 <b>5/11</b>	$[125, 166, 124]$ <b><math>[124, 165, 124]</math></b>
4	$[\frac{1}{6}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}]$	$[2, 1, 0]$ $[1, 0, 1]$	3.29/ <b>6</b> 4.69/ <b>8</b>	$[167, 124, 124]$ $[166, 124, 124]$
5	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}]$	$[2, \mathbf{1}, \mathbf{0}, 0]$ $[3, 0, 1, 3]$	4.98/ <b>10</b> <b>7,99/14</b>	$[125, 125, 124, \mathbf{123}]$ <b><math>[124, 124, 124, 124]</math></b>
6	$[\frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}]$	$[2, 4, \mathbf{2}, \mathbf{0}, \mathbf{0}]$ <b><math>[1, \mathbf{2}, \mathbf{3}, \mathbf{0}, \mathbf{2}]</math></b>	6.96/13 10.96/ <b>16</b>	$[100, 100, \mathbf{100}, \mathbf{98}, 98]$ $[99, 99, 99, 99, 98]$

Tabla 4.3: Retardo medio/máximo (en slots) para Round-Robin. Se reflejan dos casos de  $W^{ini}$  para el retardo medio: el mejor (línea superior) y el peor (línea inferior) valor. Tiempo de simulación: 1000 slots. Se han resaltado las diferencias con la tabla 4.2.

aquel que tenga mayor retardo medio. Hay que hacer constar que el retardo medio mínimo obtenido no tiene por qué corresponder con el caso del retardo máximo menor, y viceversa para los valores mayores. Por ejemplo, en el caso  $N = 6$  y Round-Robin, el mayor retardo máximo (21 slots) se alcanza para  $\mathbf{W}^{ini} = [0, 1, 1, 4, 0]$ , y sin embargo el mayor retardo medio (10.96) se alcanza para  $\mathbf{W}^{ini} = [1, 2, 3, 0, 2]$  (tabla 4.3).

Tamaño (N)	Tráfico generado $[\lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_N]$	FIFO		Round-Robin	
		$\mathbf{W}^{ini}$	Retardo máx.(med.)	$\mathbf{W}^{ini}$	Retardo máx.(med.)
4	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{6}]$	[1, 2, 2]	11 (5.29)	[1, 2, 2]	11 (5.29)
4	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{6}, \frac{1}{8}]$	[1, 1, 3]	11 (5)	[1, 0, 3]	11 (5)
4	$[\frac{1}{6}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}]$	[1, 0, 1]	11 (4.69)	[0, 2, 3]	11 (4.69)
5	$[\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}]$	[3, 0, 1, 3]	15 (7.99)	[3, 0, 1, 3]	14 (7.99)
6	$[\frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}]$	[0, 1, 2, 4, 1]	21 (10.96)	[0, 1, 1, 4, 0]	21 (10.16)

Tabla 4.4: Retardo máximo (en slots) para FIFO y Round-Robin. Tiempo de simulación: 1000 slots.

Valorando los resultados del mayor retardo máximo (tabla 4.4), se observa que no existen apenas diferencias, con lo que se puede afirmar que la disciplina de servicio no afecta mucho en los resultados obtenidos del retardo (medio y máximo). Esto se puede evidenciar para todos los casos simulados a través de la figura 4.14, que representa para cada vector  $\mathbf{W}^{ini}$  los valores obtenidos del retardo medio extremo a extremo. El índice usado para  $\mathbf{W}^{ini}$  barre desde el primer caso  $\mathbf{W}^{ini} = [0, 0, 0, 0, 0]$  (índice=1) hasta el último con  $\mathbf{W}^{ini} = [4, 4, 4, 4, 4]$  (índice= $5^5=3125$ ). Por otro lado, el discretizado que se produce en el retardo (eje de ordenadas) es a causa de que las transmisiones solo se permiten al principio del slot.

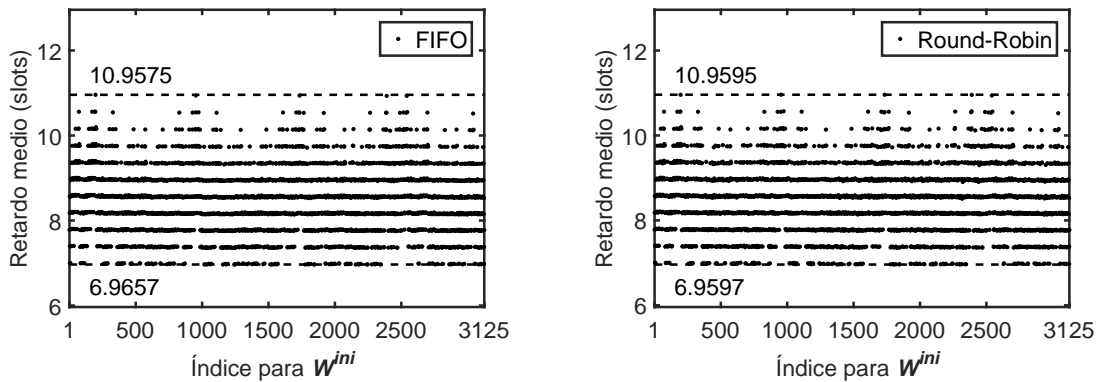


Figura 4.14: Retardo medio extremo a extremo para  $N = 6$  en FIFO y Round-Robin. Tiempo de simulación: 1000 slots.

## 4.6. Estabilidad de la red

Aunque la condición de no sobrepasar la tasa de tráfico generado según la ec. 4.12, que lleva a alcanzar el throughput máximo de la red, es una condición suficiente para garantizar una operación estable, se puede tener un criterio formal para, por ejemplo, diseñar el tráfico generado por cada nodo con el objetivo de mantener la red estable, y que las colas no crezcan indefinidamente.

El criterio de estabilidad de la red será aquel que permita un flujo de tráfico total máximo pero menor o igual que el máximo posible, con lo que puede ser enunciado así:

$$\sum_{j=2}^N \lambda_j \leq \frac{1}{2}, \quad (4.17)$$

La ec. 4.17 junto con la ec. 4.12, permite diseñar el tráfico máximo admisible para cada nodo sin llevar la red a la inestabilidad. Es importante hacer constar como el que un nodo  $j$  esté más cerca del nodo recolector que otro  $k$  no condiciona que se deba cumplir que  $\lambda_j \leq \lambda_k$  ni lo contrario: simplemente se deben cumplir las dos ecuaciones 4.12 y 4.17 para que la operación sea estable.

Además de esto, es útil realizar una estimación del llenado de colas para tener una previsión de las necesidades de almacenamiento en el nodo de cara a implementaciones reales. Se puede calcular la longitud media de paquetes en cola del nodo  $j$  como el promedio temporal de la suma de todos los paquetes almacenados en todas sus colas, según la expresión:

$$\overline{Q}_j = \frac{1}{t_{sim}} \left( \sum_{t=1}^{t_{sim}} r_{j,t} \right), \quad (4.18)$$

donde  $r_{j,t}$  representa el número de paquetes almacenado en las colas del nodo  $j$  después del slot  $t$ , y  $t_{sim}$  la duración (en slots) de la simulación realizada. Se puede comprobar que los resultados en ambas disciplinas FIFO y Round-Robin, arrojan valores  $\overline{Q}_j < 2$  para cualquier nodo  $j$ , independientemente del tamaño de la red  $N$  y del tiempo de simulación  $t_{sim}$  empleado.

Por otro lado, se puede razonar cuál sería la longitud máxima de una cola de cualquier nodo de la red. Este valor corresponde al número de slots que un nodo permanece en estados distintos a Tx (Rx/Idle) más uno por el hecho del paquete propio generado. Observando la matriz de planificación óptima  $\mathbf{Q}_{opt}^{(4)}$  (ec. 4.10), la longitud máxima sería de 3 paquetes porque el máximo tiempo entre slots de transmisión es 2. Este límite superior ha sido comprado experimentalmente a partir de las simulaciones realizadas.

## 4.7. Índice de Gini

Normalmente, throughput y equidad son parámetros que buscan objetivos contrapuestos. Si se quiere conseguir un alto throughput, es casi imposible garantizar un

tratamiento equitativo para todos los nodos, y viceversa, un criterio de equidad impuesto al planificador tiene como consecuencia la bajada de rendimiento en la red.

En la red lineal bajo estudio, se ha considerado que el objetivo era hallar una planificación lo más eficiente posible, y se ha encontrado una planificación óptima. Pero además, cumpliendo el criterio de tasa de generación de paquete según ec. 4.12, se tiene una operación equitativa en la red, es decir, se respeta la tasa de tráfico generado  $\lambda_j$  para cada nodo  $j$  de la red. Se puede comprobar este extremo observando el número de paquetes entregados al nodo recolector, que coincide con lo esperado según la generación de tráfico de cada nodo (ec. 4.16). Por ello, la medida de la equidad se va a aplicar a otro parámetro que no es el de paquetes entregados al recolector por parte de cada nodo, que ya hemos visto que respeta la tasa ofrecida. En su lugar, se va a realizar un análisis del retardo medio: se medirá si el retardo medio de los paquetes de cada nodo es similar o varía mucho de un nodo a otro.

Está claro que por el simple hecho de tener una topología de red en la que el nodo recolector está en un extremo, va a ser imposible obtener en ningún caso para la planificación óptima un retardo medio uniforme entre todos los nodos: los más lejanos tendrán mayores valores que los más cercanos. Aún así, es de interés medir la desigualdad para valorar en un escenario real, cuales pueden ser los requerimientos de retardo aplicables para los servicios a bordo de cada nodo (imágenes, audio, frecuencia de medición de parámetros medioambientales, ..).

En la sección §2.4.3, se discutió de forma general el concepto de equidad en una red, y se definieron dos parámetros de medida: el índice de Jain [79] y el índice de Gini [80]. Se llegó a la conclusión de que era más acertado en este caso usar el índice de Gini para medir la desigualdad.

La ec. 2.6, que define el índice de Gini, necesita considerar que el nodo 1 no va a ser tenido en cuenta porque realmente no envía nunca paquetes: es el destino final para todos ellos. Así, aplicando que las variables a medir serán los retardos medios, el índice de Gini queda definido como:

$$G = \frac{1}{2(N-1)^2 \bar{x}} \sum_{j=2}^N \sum_{k=2}^N |x_j - x_k|, \quad (4.19)$$

donde:

- $x_j$  : retardo medio de los paquetes generados en el nodo  $j$  entregados al nodo recolector ,
- $\bar{x}$  : media aritmética de los valores  $x_j$ , con  $j = 2..N$ .

Para presentar todos los resultados posibles (permutaciones  $\mathbf{W}^{\text{ini}}$ ) de una red lineal, se ha considerado como representativo el caso de la red lineal de tamaño  $N = 6$ , con tráfico generado máximo uniforme ( $\lambda_j = \frac{1}{10}, j = 2..6$ ). Dichos valores para el índice de Gini se exponen en la figura 4.15. En este caso se puede observar como en general el valor no es alto ( $G$  no se aproxima a 1), y se tienen retardos medios más uniformes en

Round-Robin que en FIFO, puesto que  $G$  arroja valores menores. También se observa que el rango dinámico de los valores de Round-Robin es mayor que en FIFO, indicando que hay mayor dispersión en el retardo medio.

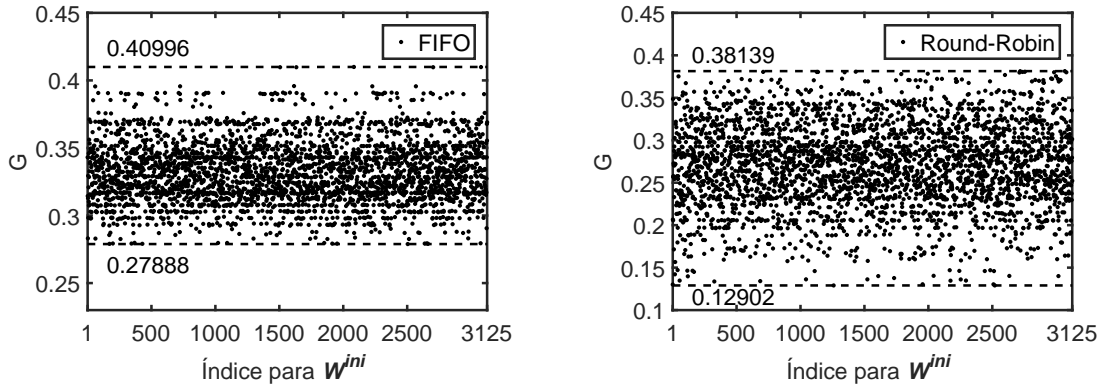


Figura 4.15: Índice de Gini ( $G$ ) para el retardo medio extremo a extremo en FIFO y Round-Robin. Red lineal con  $N = 6$  y tiempo de simulación: 1000 slots.

Con objeto de contrastar si efectivamente esta tendencia es válida para otros tamaños de red distintos del expuesto ( $N = 6$ ), se muestran diversos casos de red y tráfico generado en la tabla 4.5. En ella, se puede comprobar que efectivamente el mínimo valor de  $G$  en cada red se obtiene con una disciplina Round-Robin en lugar de usar FIFO.

Tamaño (N)	Tráfico generado [ $\lambda_2, \lambda_3, \dots, \lambda_N$ ]	FIFO		Round-Robin	
		min(G) $W^{ini}$	max(G) $W^{ini}$	min(G) $W^{ini}$	max(G) $W^{ini}$
4	$\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{6}$	0.28540 [3, 2, 0]	0.37605 [2, 1, 1]	0.19829 [2, 3, 1]	0.37592 [3, 2, 2]
4	$\frac{1}{8}, \frac{1}{6}, \frac{1}{8}$	0.30671 [2, 2, 1]	0.35603 [0, 1, 3]	0.19432 [2, 1, 1]	0.36545 [1, 0, 1]
4	$\frac{1}{6}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}$	0.26642 [0, 1, 2]	0.39152 [2, 2, 3]	0.20587 [0, 1, 0]	0.3314 [2, 3, 3]
5	$\frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}, \frac{1}{8}$	0.25064 [1, 1, 1, 1]	0.41686 [3, 0, 1, 1]	0.13415 [3, 0, 2, 2]	0.40385 [1, 0, 2, 1]
6	$\frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}, \frac{1}{10}$	0.27888 [4, 0, 0, 0, 3]	0.40996 [3, 1, 3, 1, 2]	0.12902 [2, 0, 0, 1, 3]	0.38139 [4, 4, 2, 3, 1]
7	$\frac{1}{12}, \frac{1}{12}, \frac{1}{12}, \frac{1}{12}, \frac{1}{12}, \frac{1}{12}$	0.30 [0, 5, 3, 0, 4, 3]	0.42658 [4, 2, 1, 0, 4, 0]	0.20 [0, 4, 4, 4, 4, 2]	0.40805 [5, 5, 1, 4, 4, 0]

Tabla 4.5: Valores máximo y mínimo del índice de Gini ( $G$ ) para el retardo medio en red lineal con diferentes tamaños y tráficos generados según la disciplina de servicio usada (FIFO/Round-Robin). Tiempo de simulación: 1000 slots.

### 4.7.1. Retardo medio normalizado

Otra medida posible sobre el retardo que no penalice la posición del nodo, sería considerar un retardo medio extremo a extremo de los paquetes que entrega cada nodo normalizado al número de saltos que ese nodo requiere para alcanzar al nodo recolector. En esta nueva medida del retardo normalizado, no intervendría la posición real del nodo al dividir por el número de saltos que requiere cada paquete suyo hasta ser entregado.

Para calcular ahora el nuevo índice de Gini, basta con usar los nuevos valores  $x_j$  en la ec. 4.19:

- $x_j$  : retardo medio de los paquetes generados en el nodo  $j$  normalizado al número de saltos necesarios para alcanzar el nodo recolector ( $= j - 1$ ),

Los resultados obtenidos, se muestran en la figura 4.16 para el mismo caso que los usados en la figura 4.15, para facilitar la comparación. Se observa como se reduce el índice  $G$  en ambas disciplinas de servicio respecto al caso anterior (usando el retardo medio sin normalizar). Este comportamiento es normal, pues al ser menores las diferencias entre los retardos de los distintos nodos, también será más uniforme la distribución y baja el índice de Gini  $G$ .

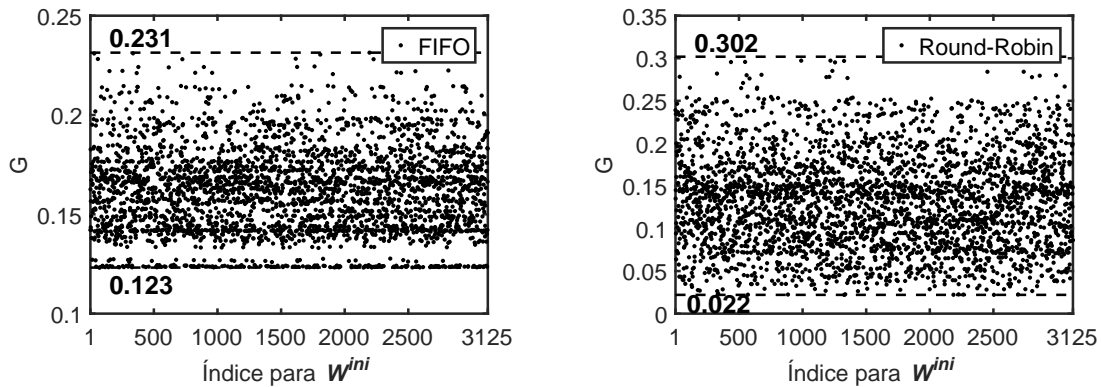


Figura 4.16: Índice de Gini ( $G$ ) para el retardo medio extremo a extremo normalizado en FIFO y Round-Robin. Red lineal con  $N = 6$  y tiempo de simulación: 1000 slots.

## 4.8. Conclusiones

Se ha elegido en este capítulo la topología de red lineal por una razón doble: constituir un primer marco sencillo de red para analizar y mejorar su rendimiento y (ii) servir como base para aplicaciones marítimas de interés (ej. detección de buques o submarinos).

Aunque se centra el estudio para una red uniforme con distancias iguales entre nodos, se aportan los criterios de ajuste necesarios tanto en la duración del slot como del tiempo de transmisión, para el caso de nodos no equiespaciados.

En esta red lineal, se ha adoptado un modelo de operación similar a la red de estuario. En un primer análisis, se considera un escenario de transmisión para un nodo y se deduce cuáles son las restricciones aplicables al resto de nodos vecinos para evitar colisiones de datos en recepción.

Posteriormente, se introduce una formulación matricial, y se exponen las ecuaciones que garantizan una operación libre de colisiones para toda la red. Esta formulación matricial permite escribir la planificación de la red como una matriz  $\mathbf{Q}$  que indica los estados de los nodos en cada instante de tiempo (slot). Mediante aplicación de las restricciones presentadas para transmisión sin colisiones, se halla para redes de tamaño reducido una primera planificación óptima en rendimiento, que resulta aplicable al caso de cualquier tamaño de red. Se presenta, de esta forma, una expresión matricial general para la planificación óptima  $\mathbf{Q}_{\text{opt}}$  encontrada.

Una vez obtenida dicha planificación óptima, se expone un procedimiento gráfico simple que conduzca a la misma planificación óptima, mediante la búsqueda, repetición y solape de patrones de transmisiones y recepciones sin interferencias para pocos nodos.

Ya en la fase de resultados, se evalúa el comportamiento de la planificación óptima encontrada mediante los datos que arroja un simulador propio basado en eventos discretos desarrollado en MATLAB<sup>®</sup>. En concreto, se analizan parámetros típicos de redes como el throughput normalizado, el retardo y la estabilidad.

Respecto al throughput, se concluye que la planificación óptima encontrada se acerca mucho a una planificación perfecta (ideal) que no puede aplicarse a una red lineal de tamaño finito, al poseer condiciones restrictivas en los extremos (el nodo último solo transmite, y el nodo recolector solo recibe).

Para garantizar la estabilidad de la red, se aporta una regla de diseño en cuanto al tráfico total soportado máximo, que permite ajustar el tráfico generado por cada nodo garantizando una operación estable. Este extremo se verifica por los valores de paquetes almacenados en las colas de los nodos, obtenidos mediante simulaciones, y que permanecen acotados a un máximo de 2 paquetes.

Respecto al retardo, se han llevado a cabo distintos análisis. Para establecer una operación realista, se han implementado dos disciplinas de servicio de colas diferentes: FIFO y Round-Robin. Un primer análisis consiste en calcular el retardo medio de paquete extremo a extremo con diferentes condiciones en el tráfico generado por los nodos y en el tamaño de la red. Se constatan resultados similares en ambas disciplinas de servicio.

Posteriormente, mediante el uso de contadores de intervalos de tiempo, se verifica que los valores iniciales de estos contadores tienen una alta repercusión en el retardo medio obtenido. No obstante, el efecto es similar para ambas disciplinas de servicio.

Por último, se considera evaluar la desigualdad en los diferentes retardos medios de cada nodo, tanto en valor absoluto como normalizado a la distancia (saltos) respecto al nodo recolector, mediante un indicador apropiado (índice de Gini). Se aportan resultados sobre el retardo medio con y sin normalizar, concluyendo que el retardo normalizado es bastante uniforme, garantizando una buena operación de cualquier nodo de la red.



# Capítulo 5

## Conclusiones. Líneas futuras

### 5.1. Conclusiones

Las redes UWSN tienen un gran potencial de crecimiento en los próximos años, no solo ya por el estudio del clima en general, sino también para proveer futuros servicios en una gran variedad de campos. Esto hace que el entorno marino sea un foco de atención importante en la actualidad, que se ve reflejado en una alta actividad investigadora a la vez que una creciente variedad en equipos y soluciones tecnológicas.

Por otro lado, las comunicaciones submarinas tienen muchos inconvenientes que no poseen las aéreas. Si se elige usar cables oceánicos, destaca su alto coste de instalación y poca flexibilidad. En el caso de comunicaciones inalámbricas, su reducido ancho de banda (señales acústicas) determina una limitación en la velocidad de los datos, sumado a una alta atenuación del medio. Estos y otros problemas de las UWSN (§1.1) hacen que sea necesario usar técnicas que permitan aumentar al máximo el rendimiento de la red.

En esta tesis, se han abordado dos topologías de red que permiten diferentes aplicaciones. La primera (red de estuario) está diseñada para medir parámetros del ecosistema costero y marino en el estuario de los ríos. En la segunda (red lineal) su topología tiene una variedad de aplicaciones posibles como crear una red de alerta de detección de buques (ej. bocanas de puerto) o medir parámetros medioambientales del fondo marino. Para ambas redes, se ha buscado mejorar al máximo su rendimiento (throughput) mediante la búsqueda de una planificación óptima en volumen de datos transportados en el tiempo, pero valorando su efecto en el retardo o distribución de paquetes entregados, entre otros parámetros de interés.

#### 5.1.1. Red de estuario

En base a una topología formada por tres ramales de nodos paralelos y equidistantes, se ha estudiado dos variantes de red: según esté el nodo recolector de datos en un extremo (red convergente) o en el centro (red centrada).

Para la operación en la red, se ha considerado un modelo cercano a la realidad donde se usa multiplexación en tiempo con reutilización espacial (S-TDMA), que permite incrementar el rendimiento en la red realizando más de una transmisión simultánea en

nodos que lo permitan (compatibles). Específicamente se han considerado transmisiones nodo a nodo (encaminamiento multisalto) hasta que el paquete sea entregado al nodo recolector. Se ha previsto que las transmisiones sean omnidireccionales y half-duplex. Por otro lado, para la organización de transmisiones y recepciones, la capa MAC requiere que cada nodo posea un planificador que determine sus instantes de transmisión y recepción, además de un estado de reposo para ahorro energético, de acuerdo a una estructura periódica denominada trama.

En ambos casos de red (convergente/centrada), el objetivo principal ha sido encontrar el planificador óptimo en rendimiento. Adicionalmente, se han impuesto restricciones en el número de transmisiones y recepciones para que la operación sea equitativa, es decir, que se entregue un solo paquete al nodo recolector procedente de cada nodo en cada trama. Para ello, primero se han encontrado los conjuntos de nodos compatibles que pueden transmitir simultáneamente sin provocar interferencias en la recepción de datos, y después, se ha obtenido un planificador a partir de los conjuntos de nodos compatibles, que es equitativo y con duración mínima posible, logrando así ser óptimo en rendimiento.

Para lograr ambos objetivos, se han usado diferentes algoritmos. Para el caso de la búsqueda de los conjuntos de nodos compatibles, un algoritmo estándar de búsqueda de la cobertura de cliques [91] de un grafo. En el caso de encontrar el planificador óptimo equitativo, una técnica de resolución de problemas de empaquetado multidimensional (MVBP)[92], con inclusión de las restricciones particulares en este caso.

Los resultados usando el planificador óptimo encontrado, se han presentado en ambas variantes de red, convergente y centrada, para distintos tamaños, y abarcan parámetros como la longitud de la trama periódica óptima del planificador, su energía consumida o el rendimiento (throughput normalizado) conseguido.

La conclusión general es que la red centrada es más eficiente en rendimiento y energía que la red convergente, pero dicha ubicación del nodo recolector en el centro de la red puede incrementar los costes de despliegue y hacerla más vulnerable frente a accidentes (arrastres de redes, etc.) que la red convergente, que tendrá su nodo recolector más cercano a la costa.

### 5.1.2. Red lineal

La topología lineal ha sido elegida como paso previo a un posterior estudio de alternativas más complejas, además de servir como base para aplicaciones marítimas de interés (ej. detección de buques o submarinos). Aunque la mayor parte del capítulo analiza una red equiespaciada, se han aportado condiciones de diseño en el caso de nodos con distancias arbitrarias entre ellos. Las repercusiones que estos cambios de distancia suponen, han sido analizados y se concluye que intervienen en la elección de la duración del slot, y de la duración del tiempo de transmisión (o longitud del paquete).

Respecto a la operación en tiempo, se ha seguido un modelo de operación similar a la red de estuario, particularizando a este caso cuáles son las restricciones aplicables para conseguir recepciones sin interferencias.

A partir de una formulación matricial, se ha descrito la planificación de la red como una matriz  $\mathbf{Q}$ . Una vez analizadas redes de pequeño tamaño para hallar una primera planificación óptima en rendimiento, se ha logrado obtener una expresión general para la planificación óptima  $\mathbf{Q}_{\text{opt}}$  para cualquier caso de tamaño de red. Además, se ha descrito un nuevo procedimiento gráfico que conduce a dicha planificación óptima.

Para estudiar el comportamiento de la red, se ha usado un simulador propio basado en eventos discretos desarrollado en MATLAB<sup>®</sup>. Los parámetros analizados han sido principalmente tres: throughput normalizado, retardo y estabilidad. Respecto al throughput, se concluye que la planificación óptima encontrada se acerca mucho a una planificación perfecta (ideal) que no puede aplicarse a una red lineal de tamaño finito, al poseer condiciones limitadas (sólo transmisión o sólo recepción) en los nodos finales: generador (nodo  $N$ ) y recolector (nodo 1). La estabilidad de la red se garantiza mediante una regla de diseño para el tráfico total máximo soportado por la red, y que permite diseñar el tráfico generado por cada nodo. Para confirmar que el sistema permanece estable, se ha obtenido la ocupación media de las colas de cada nodo, y se ha comprobado que está limitada a un máximo de 2 paquetes.

El último parámetro del que se aportan resultados, es el retardo medio extremo a extremo. Para ello, se han implementado dos disciplinas de servicio, FIFO y Round-Robin, e impuesto diferentes condiciones en el tráfico generado por los nodos y para distintos tamaños de red. Se constata un comportamiento similar en ambas disciplinas. Posteriormente, mediante el uso de contadores de intervalos de tiempo, se ha verificado que los valores iniciales de estos contadores tienen una alta repercusión en el retardo medio obtenido.

Para eliminar la influencia que tiene la ubicación del nodo en la red, se han estudiado los valores del retardo medio normalizado al número de saltos hasta alcanzar el nodo final recolector. Con objeto de medir el grado de desigualdad en el retardo normalizado para cada uno, se ha usado el índice de Gini, y se ha constatado que la red no posee gran desequilibrio en ambos valores de retardo medio con y sin normalizar, garantizando una operación sin grandes diferencias en la demora de la entrega de paquetes procedentes de los distintos nodos de la red.

## 5.2. Líneas futuras

En el ámbito de las redes UWSN, se tienen aún grandes retos pendientes. Se pueden ubicar en la mejora u optimización de tres parámetros importantes de las redes de datos: rendimiento, retardo y energía. Además, podría considerarse un cuarto factor que abre nuevas áreas de aplicación: la integración de funciones cada vez más complejas en pequeños chips.

En el ámbito del rendimiento, un reto importante puede ser garantizarlo para servicios con requerimientos diferentes. Por ejemplo, el streaming de vídeo o la transmisión de audio figuran entre las aplicaciones más demandadas por los científicos marinos. Es difícil conjugar que la misma red soporte ambos servicios sin tener una reconfiguración inteligente que le permita garantizar la calidad que demanda cada servicio.

En el área del retardo, que estaría relacionado también con el rendimiento, la mejora

pasaría por valorar diferentes técnicas de encaminamiento o el control de la topología de la red, que permitan acomodar las exigencias del servicio prestado por la red. De esta forma, pueden surgir algoritmos adaptativos que combinen, para una misma red, operaciones distintas según el servicio ofrecido en cada momento.

Respecto al consumo de energía, hay que decir que es un handicap de las redes UWSN por el alto coste del reemplazo de las baterías. Esto debe ser aliciente para estudiar y proponer mejoras en el consumo energético de la red, aumentando su autonomía. Por ejemplo, valorando diferentes tipos de encaminamiento en aplicaciones de alta demanda de recursos que puedan coexistir en la misma red con otros servicios menos exigentes, u obteniendo energía adicional de fuentes naturales (ej. corrientes marinas).

La integración del procesado de señal en chips de menor área cada vez, permite augurar una nueva era que se está haciendo evidente en aplicaciones cotidianas, como el IoT (*Internet of Things*). Para el caso marino, podría potenciar las redes ad-hoc en las que pequeños sensores de bajo coste pueden cooperar para cubrir grandes áreas en la medición de parámetros de interés medioambiental. De esta forma, el coste de la red se vería enormemente reducido y se abrirían nuevos campos de estudio, como hallar la mejor forma de agrupar los nodos en clústeres, proponer técnicas de establecimiento distribuido de una planificación eficiente para la red UWSN ad-hoc, o establecer criterios de asignación para asignar el rol de nodo recolector/es en función de la energía media consumida prevista para la operación de la red.

# Curriculum Vitae

## Experiencia

---

- Profesor Titular de Escuela Universitaria (T.E.U) Enero 2002 - Actualidad  
Área de conocimiento: Teoría de la Señal y Comunicaciones.  
Dpto. Ingeniería de Comunicaciones. Universidad de Málaga.  
Docencia en:
  - Ingeniería Técnica de Telecomunicación (2002-2012): esp. Sistemas de Telecomunicación.
  - Ingeniería Técnica de Telecomunicación (2002-2012): esp. Sistemas Electrónicos.
  - Ingeniería de Telecomunicación (2012-2014).
  - Grado en Ingeniería de Sistemas de Telecomunicación (2011-act.).
  - Grado en Ingeniería de Sistemas Electrónicos (2011-act.).
  - Grado en Ingeniería Telemática (2013-act.).
- Profesor asociado Enero 1998 - Enero 2002  
Área de conocimiento: Teoría de la Señal y Comunicaciones.  
Dpto. Ingeniería de Comunicaciones. Universidad de Málaga.  
Docencia en:
  - Ingeniería Técnica de Telecomunicación (1997-2002): esp. Sistemas de Telecomunicación.
  - Ingeniería Técnica de Telecomunicación (1997-2002): esp. Sistemas Electrónicos.
- Alférez del Ejército del Aire (SEFOCUMA) Julio 1997 - Diciembre 1997  
Destino: Escuadrón de Vigilancia Aérea nº 9. Lugar: Motril (Granada).  
Funciones: docencia en técnicas radar, labores de apoyo en mantenimiento técnico.

## Educación

---

Ingeniero de Telecomunicación.

Especialidades: Comunicaciones y Electrónica.

Período académico cursado: Inicio en curso 1991/92, Final (PFC) en curso 1995/96.

E.T.S. de Ingeniería de Telecomunicación.

Universidad de Málaga.

## Artículos en Revista Internacional

---

- **M.Á. Luque-Nieto**, J.M. Moreno-Roldán, P. Otero, J. Poncela. Optimal Scheduling and Fair Service Policy for STDMA in Underwater Networks with Acoustic Communications. *Sensors*, vol. 18, no. 2, Feb. 2018. DOI 10.3390/s18020612
- J.M. Moreno-Roldán, **M.Á. Luque-Nieto**, J. Poncela, P. Otero, “Objective Video Quality Assessment for Underwater Scientific Applications based on Machine Learning”. *Sensors*, vol. 17, no. 4, Marzo 2017. DOI 10.3390/s17040664
- **M.Á. Luque-Nieto**, J.M. Moreno-Roldán, J. Poncela, P. Otero, “Optimal fair scheduling in S-TDMA sensor networks for monitoring river plumes”. *Journal of Sensors*, vol. 2016, Article ID 8671516. DOI 10.1155/2016/8671516
- J.M. Moreno-Roldán, **M.Á. Luque-Nieto**, J. Poncela, V. Díaz-del-Río, P. Otero, “Subjective Quality Assessment of Underwater Video for Scientific Applications”. *Sensors*, vol. 15, no. 12, pp. 31723-31737, Dic. 2015. DOI 10.3390/s151229882
- J.G. Wangüemert-Pérez, I. Molina-Fernández, **M.A. Luque-Nieto**. “A Novel Fourier Based 3D-Full Vectorial Beam Propagation Method”. *IEEE Journal on Optical and Quantum Electronics*, vol. 36, no.1-3, pp. 285-301, Ene/Feb 2004. DOI 10.1023/B:OQEL.0000015646.76059.58

## Publicaciones en Congresos Internacionales

---

- J.M. Moreno-Roldán, **M.A. Luque-Nieto**, P. Otero y J. Poncela, “Challenges in video quality assessment for underwater wireless sensor networks”, in Proc. 4th Int. Conf. on Computing for Sustainable Global Development (INDIACom), New Delhi (India), 1–3 March 2017.
- J.M. Moreno-Roldán, **M.A. Luque-Nieto**, P. Otero, J. Poncela, L.M. Fernández-Salas, V. Díaz-del-Río, “Real-time monitoring of underwater environments (Monitorización de entornos submarinos en tiempo real)”. Proceedings of the VIII International Symposium on the Iberian Atlantic Margin (MIA), Málaga (Spain), 21-23 September 2015, pp. 49-52.

- J.M. Moreno-Roldán, **M.A. Luque-Nieto**, V. Díaz-del-Río, P. Otero y J. Poncela, “Parametric quality assessment in underwater video”, in Proc. 2nd Int. Conf. on Computing for Sustainable Global Development (INDIACom), New Delhi (India), 11–13 March 2015 (ISBN: 978-93-80544-14-4), pp. 1270-1274.
- **M.A. Luque-Nieto**, J.M. Moreno-Roldán, J. Poncela y P. Otero, “Reliable Transmissions in Fair STDMA Underwater Sensor Networks” in Proc. 2nd Int. Conf. on Computing for Sustainable Global Development (INDIACom), New Delhi (India), 11–13 March 2015 (ISBN: 978-93-80544-14-4). pp. 1285-1289.
- **M.A. Luque-Nieto**, J.G. Wangüemert Pérez, I. Molina Fernández, “A Novel Fourier Based 3D-Full Vectorial Beam Propagation Method”, 11th International Workshop on Optical Waveguide Theory and Numerical Modelling (OWTNM’03), pp. 104, ISBN: 80-01-02720-1, Prague (Czech Republic), 4-5/Apr, 2003.
- **M.A. Luque-Nieto**, J.G. Wangüemert Pérez, I. Molina Fernández, “Modal Analysis of an Asymmetric Rib Directional Coupler by an Adaptive Modified Fourier Decomposition Method”, 8th International Symposium on Microwave and Optical Technology (ISMOT’2001), pp. 145-148, ISBN: 2-553-00935-6, Montreal (Canada), 19-23/Jun, 2001.

## Publicaciones en Congresos Nacionales

---

- **M.A. Luque-Nieto**, J.M. Moreno-Roldán, J. Poncela, P. Otero, “Operación Multi-hop eficiente en redes Acústicas Submarinas de Sensores con planificación TDMA”, V Congreso Nacional de i+d en Defensa y Seguridad (DESEi+d 2017), Toledo, 22-24/Nov, 2017.
- **M.A. Luque-Nieto**, J.M. Moreno-Roldán, J. Poncela, P. Otero, “Análisis de Planificaciones para redes Acústicas Submarinas de Sensores con Topología Lineal”, IV Congreso Nacional de i+d en Defensa y Seguridad (DESEi+d 2016), pp. 11-18. ISBN: 978-84-946021-3-9, San Javier (Murcia), 16-18/Nov, 2016.
- **M.A. Luque**, J.M. Moreno, J. Poncela, P. Otero, L.M. Fernández, V. Díaz, “Planificación S-TDMA en redes submarinas de comunicaciones inalámbricas”, III Congreso Nacional de I+D en Defensa y Seguridad, pp. 11-18. ISBN: 978-84-944537-0-0. Marín (Pontevedra), 19-20/Nov, 2015.
- J.M. Moreno, **M.A. Luque**, J. Poncela, P. Otero, V. Díaz, “Calidad de transmisión de vídeo en redes de comunicaciones submarinas”, III Congreso Nacional de I+D en Defensa y Seguridad, pp. 689-685. ISBN: 978-84-944537-0-0. Marín (Pontevedra), 19-20/Nov, 2015.
- J.G. Wangüemert Pérez, I. Molina Fernández, **M.A. Luque Nieto**, “Validación en situaciones 3D/Vectoriales de una formulación PML del método de propagación

del haz”, XVIII Simposium Nacional de la Unión Científica Internacional de Radio (URSI’2003), pp. 60. ISBN: 84-9749-081-9. La Coruña, 10-12/Sep, 2003.

- **M.A. Luque Nieto**, J.G. Wangüemert Pérez, I. Molina Fernández, “Aplicación de métodos espectrales con transformación de variables a la caracterización de guías ópticas bidimensionales”, XII Simposium Nacional de la Unión Científica Internacional de Radio (URSI’97), pp. 733-736. ISBN: 84-89654-03-4. Bilbao (Vizcaya), 15-17/Sep, 1997.

## Participación en Proyectos de Investigación

---

- Jul 2011 - Jul 2014: Evaluación automatizada de la calidad de experiencia en redes inalámbricas a partir de parámetros objetivos de calidad de servicio. Proyecto de Excelencia (Junta de Andalucía).
- Dic 2003 - Dic 2006: Reflectómetro óptico de seis puertos. CICYT.
- Dic 2000 - Dic 2003: Herramientas avanzadas para el diseño de dispositivos y sistemas de comunicaciones ópticas. CICYT.
- Jul 1996 - Jul 1999: Diseño, caracterización y modelización de dispositivos microondas/ópticos mediante técnicas numéricas. CICYT.



# Bibliografía

- [1] United Nations Framework Convention on Climate Change (UNFCCC). What is the UNFCCC? Disponible en la red: <https://unfccc.int/process/the-convention/what-is-the-united-nations-framework-convention-on-climate-change>. Último acceso: 13-Abril-2018.
- [2] K.K. Turekian. *Climate & Oceans. A derivative of encyclopedia of ocean sciences*. Academic Press, London, UK, 2 edition, 2010.
- [3] Group on Earth Observations. About us. Disponible en la red: [http://www.earthobservations.org/geo\\_community.php](http://www.earthobservations.org/geo_community.php). Último acceso: 13-Abril-2018.
- [4] Global Earth Observation System of Systems. About GEOSS. Disponible en la red: <https://www.earthobservations.org/geoss.php>. Último acceso: 13-Abril-2018.
- [5] Global Ocean Observing System. Who we are. Disponible en la red: [http://www.gooscean.org/index.php?option=com\\_content&view=article&id=119&Itemid=120](http://www.gooscean.org/index.php?option=com_content&view=article&id=119&Itemid=120). Último acceso: 13-Abril-2018.
- [6] Instituto Español de Oceanografía. Acerca del IEO. Disponible en la red: <http://www.ieo.es/es/web/ieo/acerca-del-ieo>. Último acceso: 13-Abril-2018.
- [7] Euro-Argo RI. About us: Euro-Argo in brief. Disponible en la red: <http://www.euro-argo.eu/About-us/Euro-Argo-in-brief>. Último acceso: 13-Abril-2018.
- [8] R. Otnes, A. Asterjadhi, P. Casari, M. Goetz, et al. *Underwater Acoustic Networking Techniques*. Springer, Heidelberg, Germany, 2012.
- [9] L.M. Brekhovskikh and Yu.P. Lysanov. *Fundamentals of Ocean Acoustics*. Springer-Verlag, New York, NY, 3 edition, 2003.
- [10] U.M. Qureshi, F.K. Shaikh, Z. Aziz, S.M. Shah, et al. RF Path and Absorption Loss Estimation for Underwater Wireless Sensor Networks in Different Water Environments. *Sensors (Basel, Switzerland)*, 16(6):Art.ID:890, 2016.
- [11] S. Sendra, J. Lloret, J.M. Jimenez y K.Z. Ghafoor. Underwater Ad Hoc Wireless Communication for Video Delivery. *Wireless Personal Communications*, 96(6):5123–5144, 2017.

- [12] J. Fraden. *Handbook of Modern Sensors: Physics, Designs, and Applications*. Springer International Publishing AG, Cham, Switzerland, 5 edition, 2016.
- [13] I.F. Akyildiz and M.C. Vuran. *Wireless Sensor Networks*. John Wiley & Sons, Chichester, U.K., 1 edition, 2010.
- [14] G. Tuna and V.C. Gungor. A survey on deployment techniques, localization algorithms, and research challenges for underwater acoustic sensor networks. *International Journal of Communication Systems (Wiley)*, 30(17):1–21, November 2017.
- [15] M. Stojanovic and J. Preisig. Underwater acoustic communication channels: propagation models and statistical characterization. 47(1):84–89, January 2009.
- [16] Felemban, E., Shaikh, F.K., Qureshi, U.M., Sheikh, A.A. et al. Underwater sensor network applications: A comprehensive survey. *Int. Journal of Distributed Sensor Networks*, 96(6):1–14, 2015.
- [17] L. Carter and D. Burnett. Acerca de cables submarinos de telecomunicaciones. Technical report, International Cable Protection Committee, U.K., October 2011.
- [18] I.F. Akyildiz, D. Pompili, and T. Melodia. Underwater acoustic networks: research challenges. *Ad Hoc Networks (Elsevier)*, 3:257–279, 2005.
- [19] A.B. Forouzan. *Data communications & networking*. McGraw-Hill, New York, USA, 4 edition, 2007.
- [20] Y. Xiao (Ed.). *Underwater acoustic sensor networks*. CRC Press, Boca Raton, FL, USA, 6 edition, 2010.
- [21] A.P. Das and S.M. Thampi. Simulation tools for underwater sensor networks: a survey. *Network Protocols and Algorithms*, 8:41–55, 2016.
- [22] I. Aiswarya, A.S. Sumi, and A.S. Jereesh. Software tools for simulation and realization of underwater networks. In *Int. Conf. on Communication and Signal Processing (ICCSP)*, pages 1–10, Chennai, India, 2017.
- [23] Z. Peng, Z. Zhou, J.H. Cui, and Z.J. Shi. Aqua-net: An underwater sensor network architecture: Design, implementation, and initial testing. In *OCEANS 2009, MTS/IEEE Biloxi-Marine Technology for Our Future: Global and Local Challenges*, Biloxi, MS, USA, October 2009.
- [24] C. Petrioli, R. Petroccia, J. R. Potter, and D. Spaccini. The sunset framework for simulation, emulation and at-sea testing of underwater wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, 34:224–238, November 2015.
- [25] Masiero, R., Azad, S., Favaro, F., Petrani, M., et al. Desert underwater: an ns-miracle-based framework to design, simulate, emulate and realize test-beds for underwater network protocols. In *OCEANS 2012, MTS/IEEE, The living ocean and cost*, pages 1–10, Yeosu, South Korea, May 2012.

- [26] J. Potter, J. Alves, D. Green, G. Zappa, I. Nissen, and K. McCoy. The janus underwater communications standard. In *Underwater Communications and Networking (UComms)*, pages 1–4, Sestri Levante, Italy, September 2014.
- [27] S.M. Smith, J.C. Park, and A. Neel. A peer-to-peer communication protocol for underwater acoustic communication. In *MTS/IEEE OCEANS'97 Int. Conf.*, volume 1, pages 268–272, Halifax, Nova Scotia, Canada, October 1997.
- [28] K. Chen, M. Ma, E. Cheng, F. Yuan, and W. Su. A survey on mac protocols for underwater wireless sensor networks. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 16(3):1433–1447, 2014.
- [29] G.A. Shah. A survey on medium access control in underwater acoustic sensor networks. In *Int. Conf. on Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA'09)*, IEEE, pages 1178–1183, Bradford, UK, May 2009.
- [30] Y. Noh and S. Shin. Survey on mac protocols in underwater acoustic sensor networks. In *14th International Symposium on Communications and Information Technologies (ISCIT)*, pages 80–84, Incheon, South Korea, September 2014.
- [31] S. Jiang. State-of-the-art medium access control (mac) protocols for underwater acoustic networks: A survey based on a mac reference model. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 20(1):96–131, 2018.
- [32] L.F.M. Vieira, J. Kong, U. Lee, and M. Gerla. Analysis of aloha protocols for underwater acoustic sensor networks. In *Extended abstract from Int. Conf. on UnderWater Networks and Systems (WUWNet'06)*, Los Angeles, CA, USA, September 2006.
- [33] J. Ahn and B. Krishnamachari. Performance of a propagation delay tolerant aloha protocol for underwater wireless networks. In *Int. Conf. on Distributed Computing in Sensor Systems (DCOSS)*, pages 1–16, Santorini, Grecia, June 2008.
- [34] Y.J. Chen and H.L. Wang. Ordered csma: a collision-free mac protocol for underwater acoustic networks. In *OCEANS 2007, IEEE*, pages 1–16, Vancouver, BC, Canada, October 2007.
- [35] A.A. Syed, W. Ye, and J. Heidemann. T-lohi: A new class of mac protocols for underwater acoustic sensor networks. In *27th Conf. on Computer Communications (INFOCOM)*, IEEE, pages 231–235, Vancouver, BC, Canada, April 2008.
- [36] M. Molins and M. Stojanovic. Slotted fama: a mac protocol for underwater acoustic networks. In *OCEANS 2006, IEEE*, pages 1–7, Singapore, Singapore, May 2007.

- [37] C.L. Fullmer and J.J. Garcia-Luna-Aceves. Floor acquisition multiple access (fama) for packet-radio networks. In *Conf. on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication (SIGCOMM'95)*, ACM, pages 262–273, Cambridge, MA, USA, August 1995.
- [38] N. Chirdchoo, W.S. Soh, and K.C. Chua. Maca-mn: A maca-based mac protocol for underwater acoustic networks with packet train for multiple neighbors. In *Vehicular Technology Conference (VTX)*, IEEE, pages 46–50, Singapore, Singapore, May 2008.
- [39] H.H. Ng, W.S. Soh, and M. Motani. Maca-u: A media access protocol for underwater acoustic networks. In *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM)*, IEEE, pages 1–5, New Orleans, LO, USA, November 2008.
- [40] X. Guo, M.R. Frater, and M.J. Ryan. Design of a propagation-delay-tolerant mac protocol for underwater acoustic sensor networks. *IEEE Journal of Oceanic Engineering*, 34(2):170–180, April 2009.
- [41] W.H. Liao and C.C. Huang. Sf-mac: A spatially fair mac protocol for underwater acoustic sensor networks. *IEEE Sensors Journal*, 12(6):1686–1694, June 2012.
- [42] C. Zidi, F. Bouabdallah, R. Boutaba, and A. Mehaoua. Mc-uwmac: A multi-channel mac protocol for underwater sensor networks. In *Int. Conf. on Wireless Networks and Mobile Communications (WINCOM)*, IEEE, pages 1–6, Rabat, Morocco, November 2017.
- [43] F. Bouabdallah and R. Boutaba. A distributed ofdma medium access control for underwater acoustic sensors networks. In *Int. Conf. on Communications (ICC)*, IEEE, pages 1–5, Kyoto, Japón, June 2011.
- [44] Y. Zhang, Y. Huang, L. Wan, S. Zhou, X. Shen, and H. Wang. Adaptive ofdma with partial csi for downlink underwater acoustic communications. *IEEE Journal of Communications and Networks*, 18(3):387–396, June 2016.
- [45] S. Zhou and Z. Wang. *OFDM for underwater acoustic communications*. John Wiley & Sons, Chichester, UK, 1 edition, 2014.
- [46] J.-P. Kim, J.-W. Lee, Y.-S. Jang, K. Son, and H.-S. Cho. A cdma-based mac protocol in tree-topology for underwater acoustic sensor networks. In *Int. Conf. on Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA'09)*, IEEE, pages 1166–1171, Bradford, UK, May 2009.
- [47] G. Fan, H. Chen, L. Xie, and K. Wang. An improved cdma-based mac protocol for underwater acoustic wireless sensor networks. In *7th. Int. Conf. on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing (WiCOM)*, IEEE, pages 1–4, Wuhan, China, September 2011.

- [48] G. Acar and A.E. Adams. Acmenet: an underwater acoustic sensor network protocol for real-time environmental monitoring in coastal areas. *IEEE Proceedings-Radar, Sonar and Navigation*, 153(4):365–380, August 2006.
- [49] C.C. Hsu, K.F. Lai, C.F. Chou, and K.J. Lin. St-mac: Spatial-temporal mac scheduling for underwater sensor networks. In *28th Conf. on Computer Communications (INFOCOM)*, *IEEE*, pages 1827–1835, Rio de Janeiro, Brazil, April 2009.
- [50] R. Diamant, M. Pinkhasevich, and I. Achrak. A novel spatially shared tdma protocol and quality measure for ad hoc underwater acoustic network. In *Int. Conf. on Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA'09)*, *IEEE*, pages 1160–1165, Bradford, UK, May 2009.
- [51] Y. Ma, Z. Guo, Y. Feng, M. Jiang, and G. Feng. C-mac: A tdma-based mac protocol for underwater acoustic sensor networks. In *Int. Conf. on Networks Security, Wireless Communications and Trusted Computing (NSWCTC'09)*, *IEEE*, volume 1, pages 728–731, Wuhan, Hubei, China, April 2009.
- [52] Z. Li, Z. Guo, H. Qu, F. Hong, P. Chen, and M. Yang. Ud-tdma: A distributed tdma protocol for underwater acoustic sensor network. In *6th Int. Conf. on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS'09)*, *IEEE*, pages 918–923, Wuhan, Hubei, China, October 2009.
- [53] H.J. Cho, J.I. Namgung, N.Y. Yun, S.H. Park, C.H. Kim, and Y.S. Ryuh. Contention free mac protocol based on priority in underwater acoustic communication. In *OCEANS 2011*, *IEEE*, pages 1–7, Santander, Spain, June 2011.
- [54] Y.D. Chen, C.Y. Lien, S.W. Chuang, and K.P. Shih. Dsss: a tdma-based mac protocol with dynamic slot scheduling strategy for underwater acoustic sensor networks. In *OCEANS 2011*, *IEEE*, pages 1–6, Santander, Spain, June 2011.
- [55] N.Y. Yun, Y.P. Kim, S. Muminov, J.Y. Lee, S.Y. Shin, and S.H. Park. Sync mac protocol to control underwater vehicle based on underwater acoustic communication. In *9th Int. Conf. on Embedded and Ubiquitous Computing (EUC)*, *IEEE*, pages 452–456, Melbourne, VIC, Australia, October 2011.
- [56] T.H. Nguyen, S.Y. Shin, and S.H. Park. Efficiency reservation mac protocol for underwater acoustic sensor networks. In *4th Int. Conf. on Networked Computing and Advanced Information Management (NCM'08)*, *IEEE*, volume 1, pages 365–370, Gyeongju, South Korea, September 2008.
- [57] W. Lin, D. Li, J. Chen, T. Sun, and T. Wang. A wave-like amendment-based time-division medium access slot allocation mechanism for underwater acoustic sensor networks. In *Int. Conf. on Cyber-Enabled Distributed Computing and Knowledge Discovery (CyberC'09)*, *IEEE*, pages 369–374, Zhangjiajie, China, October 2009.

- [58] P. Casari, F.E. Lapicciarella, and M. Zorzi. A detailed simulation study of the uwan-mac protocol for underwater acoustic networks. In *OCEANS 2007, IEEE*, pages 1–6, Vancouver, BC, Canada, September 2007.
- [59] J. Yackoski and C.C. Shen. Uw-flashr: Achieving high channel utilization in a time-based acoustic mac protocol. In *3rd ACM Int. Workshop on Underwater Networks*, pages 59–66, Vancouver, BC, Canada, September 2008.
- [60] J. Yackoski and C.C. Shen. Managing delay and jitter in mesh networks through path-aware distributed transmission scheduling. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, 11(2):49–50, April 2007.
- [61] K. Kredo II, P. Djukic, and P. Mohapatra. Stump: Exploiting position diversity in the staggered tdma underwater mac protocol. In *28th Conf. on Computer Communications (INFOCOM), IEEE*, pages 2961–2965, Rio de Janeiro, Brazil, April 2009.
- [62] R. Diamant and L. Lampe. A hybrid spatial reuse mac protocol for ad-hoc underwater acoustic communication networks. In *Int. Conf on Communications Workshops (ICC), IEEE*, pages 1–5, Capetown, South Africa, May 2010.
- [63] R. Diamant and L. Lampe. Spatial reuse time-division multiple access for broadcast ad hoc underwater acoustic communication networks. 36(2):172–185, April 2011.
- [64] K.B. Kredo II and P. Mohapatra. A hybrid medium access control protocol for underwater wireless networks. In *2nd Workshop on Underwater Networks (WuWNet'07), ACM*, pages 33–40, Montreal, Quebec, Canada, September 2007.
- [65] J.I. Namgung, S.Y. Shin, N.Y. Yun, and S.H. Park. Adaptive gts allocation scheme based on ieee 802.15. 4 for underwater acoustic sensor networks. In *Int. Conf. on Embedded and Ubiquitous Computing, IEEE/IFIP*, pages 297–301, Hong Kong, China, December 2010.
- [66] D. Pompili, T. Melodia, and I.F. Akyildiz. A cdma-based medium access control for underwater acoustic sensor networks. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 8(4):1899–1909, April 2009.
- [67] H.X. Tan and W.K. Seah. Distributed cdma-based mac protocol for underwater sensor networks. In *32nd Conf. on Local Computer Networks (LCN), IEEE*, pages 26–36, Dublin, Ireland, October 2007.
- [68] R.W. Coutinho, A. Boukerche, L.F. Vieira, and A.A. Loureiro. Underwater wireless sensor networks: A new challenge for topology control-based systems. *ACM Computing Surveys*, 51(1 (Art.no.: 19)):1–36, February 2018.
- [69] Z. Chen, H. Chen, and W. Xu. Simplified time synchronization for underwater acoustic sensor networks with high propagation latency. In *OCEANS 2014 - TAIPEI*, pages 1–5, Taipei, Taiwan, 2014.

- [70] E. Mortazavi, R. Javidan, M.J. Dehghani, and V. Kavvoosi. A robust method for underwater wireless sensor joint localization and synchronization. *IEEE J. of Ocean Engineering*, 137:276 – 286, April 2017.
- [71] P. Björklund, P. Våbrand, and D. Yuan. A column generation method for spatial TDMA scheduling in ad hoc networks. *Ad Hoc Networks (Elsevier)*, 2(4):405–418, 2004.
- [72] A.-M. Chou and V. O. K. Li. Slot allocation strategies for tdma protocols in multihop packet radio networks. In *11th Annual Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM'92)*, volume 2, page 710–716, Florence, Italy, May 1992.
- [73] J.F. Kurose and K.W. Ross. *Computer Networking: A Top-down Approach*. Pearson Education, Upper Saddle River, NJ, USA, 6 edition, 2013.
- [74] M. Chitre, M. Motani, and S. Shahabudeen. Throughput of networks with large propagation delays. *37(4):645–658*, October 2012.
- [75] E. Perahia and R. Stacey. *Next generation wireless LANs*. Cambridge university press, Boca Raton, FL, USA, 2 edition, 2013.
- [76] B. Radunović and J.Y.L. Boudec. A unified framework for max-min and min-max fairness with applications. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 15(5):1073–1083, October 2007.
- [77] J.W. Fonda, M. Zawodniok, S. Jagannathan, and S.E. Watkins. Adaptive distributed fair scheduling and its implementation in wireless sensor networks. In *Int. Conf. on Systems, Man and Cybernetics (SMC'06)*, pages 3382–3387, Taipei, Taiwan, October 2006.
- [78] B. Briscoe. Flow rate fairness: Dismantling a religion. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 37(2):63–74, April 2007.
- [79] R. Jain, D.M. Chiu, and W.R. Hawe. A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer system. Technical Report DEC-TR-301, Eastern Research Laboratory, Digital Equipment Corporation, Hudson, MA, USA, September 1984.
- [80] C. Gini. Variabilità e mutabilità. contributo allo studio delle distribuzioni e delle relazioni statistiche. Technical report, Università di Cagliari, Bologna, Italy, September 1912.
- [81] C. Gini. Measurement of inequality of incomes. *The Economic Journal*, 31(121):124–126, March 1921.
- [82] O. Stark, J.E. Taylor, and S. Yitzhaki. Migration, remittances and inequality: A sensitivity analysis using the extended gini index. *Elsevier Journal of Development Economics*, 28(3):309–322, May 1988.

- [83] P.P. Graczyk. Gini coefficient: A new way to express selectivity of kinase inhibitors against a family of kinases. *Journal of Medicinal Chemistry*, 50(23):5773–5779, October 2007.
- [84] Z. Ning, L. Guo, Y. Peng, and X. Wang. Joint scheduling and routing algorithm with load balancing in wireless mesh network. *Elsevier Computers & Electrical Engineering*, 38(3):533–550, May 2012.
- [85] J.L. Gastwirth. The estimation of the lorenz curve and gini index. *The Review of Economics and Statistics (MIT Press)*, 54(3):306–316, August 1972.
- [86] I. Caballero and G. Navarro. Análisis multisensor para el estudio de los patrones de turbidez en el estuario del Guadalquivir. *Revista de Teledetección (Univ. Politécnica de Valencia)*, 46:1–17, 2016.
- [87] G. Navarro, I.E. Huertas, E. Costas, S. Flecha, M. Díez-Minguito, I. Caballero, V. López-Rodas, L. Prieto, and J. Ruiz. Use of a real-time remote monitoring network (rtrm) to characterize the Guadalquivir estuary (Spain). *Sensors (MDPI)*, 12(2):1398–1421, February 2012.
- [88] R. Nelson and L. Kleinrock. Spatial TDMA: a collision-free multihop channel access protocol. 33(9):934–944, September 1985.
- [89] M.C. Golumbic. *Algorithmic graph theory and perfect graphs*, volume 57 of *Annals of Discrete Mathematics*. Elsevier, Amsterdam, The Netherlands, 2 edition, 2004.
- [90] M.R. Garey and D.S. Johnson. *Computers and Intractability. A Guide to the Theory of NP-Completeness*. Books in mathematical series. W. H. Freeman, San Francisco, CA, USA, 1979.
- [91] C. Bron and J. Kerbosch. Algorithm 457: finding all cliques of an undirected graph. *Communications of the ACM*, 16(9):575–577, September 1973.
- [92] F. Brandão y J.P. Pedroso. Bin packing and related problems: general arc-flow formulation with graph compression. Technical Report DCC-2013-08, Departamento de Ciência de Computadores. Faculdade de Ciências, Universidade do Porto, Portugal, Rua do Campo Alegre, 1021/1055, 4169-007 Porto, Portugal, September 2013.
- [93] H. Dyckhoff. A typology of cutting and packing problems. *European Journal of Operational Research*, 44(2):145–159, January 1990.
- [94] M.A. Luque-Nieto, J.M. Moreno-Roldán, J. Poncela, and P. Otero. Optimal Fair Scheduling in S-TDMA Sensor Networks for Monitoring River Plumes. *Journal of Sensors*, pages 1–6, 2016.
- [95] Evologics. Evologics: Underwater acoustic modems (feb.2018). Disponible en la red: <https://www.evologics.de/en/products/acoustics/index.html>. Último acceso: 19-Abril-2018.



- [96] LinkQuest. Soundlink underwater acoustic modems (2006). Disponible en la red: [http://www.link-quest.com/html/uwm\\_hr.pdf](http://www.link-quest.com/html/uwm_hr.pdf). Último acceso: 19-Abril-2018.
- [97] S. Lmai, M. Chitre, C. Laot, and S. Houcke. Throughput-efficient super-tdma mac transmission schedules in ad hoc linear underwater acoustic networks. *IEEE Journal of Oceanic Engineering*, 42(1):156–174, January 2017.
- [98] J.Y. Yoo and J. Kim. Maximum end-to-end throughput of chain-topology wireless multi-hop networks. In *Wireless Communications and Networking Conf. (WCNC 2007)*, *IEEE*, pages 4279–4283, Kowloon, China, March 2007.
- [99] J.H. Gibson, G.G. Xie, Y. Xiao, and H. Chen. Analyzing the performance of multi-hop underwater acoustic sensor networks. In *OCEANS 2007, IEEE*, pages 1–6, Aberdeen, UK, June 2007.
- [100] Sociedad Anónima de Electrónica Submarina (SAES). Sistema de Detección de Intrusos para Vigilancia y Protección Submarina de Infraestructuras Críticas y Buques. Technical report, Cartagena (Murcia), España, 2014.
- [101] M.A. Luque-Nieto, J.M. Moreno-Roldán, P. Otero, and J. Poncela. Optimal Scheduling and Fair Service Policy for STDMA in Underwater Networks with Acoustic Communications. *Sensors*, pages 1–18, February 2018.