

## Analisi delle prestazioni in Depth Based Routing per reti di sensori wireless subacquee

Simonetta Balsamo <sup>1</sup>, Dieter Fiems <sup>2</sup>, Mohsin Jafri <sup>1</sup> e Andrea Marin <sup>1</sup>

<sup>1</sup>DAIS, Università Ca' Foscari Venezia, Italia  
{balsamo, mohsin.jafri, marin} @ unive.it

<sup>2</sup>Dipartimento delle telecomunicazioni e dell'elaborazione delle informazioni,  
Università di Ghent, Belgio  
Dieter.Fiems@UGent.be

**Astratto.** Nell'ultimo decennio, Underwater Wireless Sensor Networks (UWSN) sono stati ampiamente studiati a causa dei loro aspetti peculiari che li distinguono dalle comuni reti terrestri wireless. Infatti, la maggior parte degli UWSN utilizza la comunicazione acustica anziché quella basata su radiofrequenza e i nodi sono soggetti a elevata mobilità causata dalle correnti d'acqua. Di conseguenza, sono stati sviluppati algoritmi di routing specializzati per affrontare questo difficile scenario. Uno è il routing basato sulla profondità (DBR) dei primi protocolli che sono stati sviluppati a questo scopo, ed è tuttora ampiamente adottato nelle implementazioni effettive degli UWSN. In questo articolo noi proponiamo un'analisi stocastica che mira a valutare la performance degli UWSN che utilizzano DBR in termini di consumo energetico previsto e ritardo end-to-end previsto. In base a una serie di presupposti, diamo valutazioni per questi indici di performance che possono essere valutati in modo efficiente, e quindi possono essere adottati come base per l'ottimizzazione della configurazione dei parametri del protocollo.

### 1. Introduzione

Le reti di sensori wireless subacquee (UWSN) [2] vengono utilizzate per un numero elevato di applicazioni che vanno dal monitoraggio ambientale a scopi militari. Condividono con le loro controparti terrestri alcuni fattori importanti tra cui l'elevata importanza della conservazione dell'energia ai nodi. Questa esigenza è dovuta al fatto che i nodi siano autonomi e dotati di una batteria difficile o costoso da sostituire. Alcuni sforzi di ricerca sono stati fatti in questa direzione di sviluppare nodi sensori con la capacità di raccogliere energia dall'ambiente, tuttavia i risultati sembrano essere ancora nelle loro fasi iniziali [19,10,

91. Tuttavia, a differenza delle reti di sensori wireless terrestri, la maggior parte dei Gli UWSN adottano la comunicazione acustica invece di quella tradizionale basata su frequenza radio. Questa scelta realizzativa è dovuta al fatto che acustica le comunicazioni coprono lunghe distanze con bassa energia e sono meno soggette a problema delle interferenze. Tuttavia, pone anche alcune gravi limitazioni al larghezza di banda disponibile e sul ritardo di propagazione che è molto superiore a quello misurato nelle reti terrestri basate sulla radiofrequenza elettromagnetica. Come

---

## Pagina 2

di conseguenza, la maggior parte dei metodi sviluppati per la valutazione delle prestazioni di reti terrestri (si veda, ad esempio, [3,15,6]) non possono essere applicate direttamente reti sottomarine. Un'altra caratteristica di UWSN è che i nodi sono soggetti all'elevata mobilità causata dalle correnti d'acqua. Di conseguenza, schemi di routing che adottano la strategia del flooding solo nella fase di routing discovery e successivamente memorizzare la sequenza di nodi alla destinazione in memoria (ad esempio, [12]), non lo sono applicabile. Nello scenario sottomarino, le rotte cambiano continuamente e nella maggior parte tra i casi l'opzione migliore è quella di eseguire un allagamento controllato per ciascuno trasmissione a pacchetto [7]. Per affrontare questo problema, uno dei primi progetti tocol che è stato introdotto si chiama Depth Based Routing (DBR) [21]. Mentre lasciamo le descrizioni dettagliate delle sue funzionalità alla Sezione 2, qui ci limitiamo a richiamare alcuni aspetti rilevanti. DBR presume che il nodo non conosca la loro posizione ma sono consapevoli della loro profondità grazie alla presenza di sensori di pressione. Il l'obiettivo di DBR è quello di consegnare un pacchetto raccolto in qualsiasi parte della rete ai lavandini che galleggiano sulla superficie dell'acqua. A tal fine, il protocollo si affida ad alcuni algoritmi tra cui uno ereditato dalla rete veicolare progettazione del lavoro, ovvero basata sul tempo di attesa. Fondamentalmente, ogni nodo che riceve un pacchetto da inoltrare, attende un tempo inversamente proporzionale alla differenza di profondità dal nodo di origine.

Ci sono diversi parametri che devono essere impostati per configurare una rete impiegando DBR tra cui il ruolo principale è giocato dalla potenza di trasmissione. Nell'ottica di preservare l'energia ai nodi, le trasmissioni brevi sembrano essere più conveniente, tuttavia dobbiamo tenere conto del fatto che più sarà richiesto l'inoltro. La potenza di trasmissione di un nodo dipende dalla distanza richiesta per coprire una singola trasmissione [11]. D'altronde, le trasmissioni a lunga distanza tendono a scaricare rapidamente la batteria. Dal punto vista la riduzione del ritardo end-to-end, le trasmissioni lunghe sono chiaramente ottimale, ma questo requisito deve sempre essere bilanciato con quello di un corretto politica per il risparmio energetico.

In questo articolo proponiamo un modello per studiare l'impatto della trasmissione

Analisi delle prestazioni in Depth Based Routing per reti di sensori wireless subacquee  
 potenza sul consumo energetico totale della rete e sull'end-to-end  
 ritardo. Il modello si basa su una serie di risultati dalla geometria stocastica ri-  
 campo di ricerca [4] oltre che sulla manipolazione di funzioni ipergeometriche. Noi  
 fornire espressioni dettagliate per il costo energetico previsto e il tempo per unità di  
 distanza di una certa potenza di trasmissione. Queste espressioni sono estremamente veloci  
 valutare e quindi sono appropriati per studiare la potenza di trasmissione ottimale  
 in determinate condizioni di rete.

Il documento è strutturato come segue. Nella Sezione 2 introduciamo brevemente il main  
 caratteristiche di DBR. La sezione 3 presenta il nostro modello stocastico e la derivazione  
 degli indici di performance. Nella sezione 4 mostriamo alcuni risultati numerici e  
 illustrare un esempio di ottimizzazione. Nella sezione 5 discutiamo alcuni lavori correlati,  
 e poi la sezione 6 fornisce alcune osservazioni finali.

---

## Pagina 3

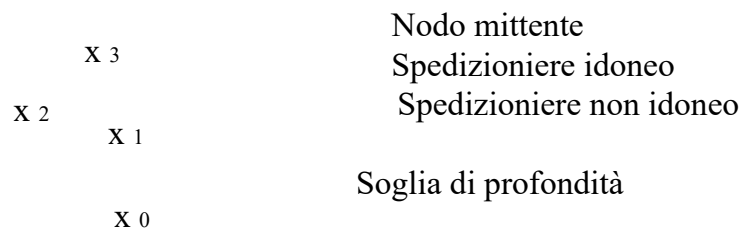


Fig.1: Schizzo di una trasmissione in DBR.

## 2 Intradamento basato sulla profondità

DBR è un protocollo di routing opportunistico definito per UWSN che funziona in  
 un modo molto semplice. Diamo la spiegazione nel caso di omnidirezionale  
 antenne seguendo lo schema della figura 1. Ricorda che l'obiettivo del modello è  
 quella di consegnare un pacchetto ai nodi che galleggiano sulla superficie. Supporre che  
 il nodo  $x_0$  trasmette un pacchetto che non può raggiungere la superficie a causa della limitazione  
 raggio di trasmissione. Il pacchetto contiene la profondità di  $x_0$  e ogni nodo quella  
 riceve correttamente calcola la differenza di profondità tra sé e  $x_0$ . Uno  
 dei parametri di configurazione del protocollo è la soglia di profondità: ogni

il nodo la cui differenza di profondità è inferiore alla soglia di profondità non è ammissibile spedizioniere. Questo parametro viene utilizzato per impedire comunicazioni a corto raggio, ma in alcuni casi può anche assumere valori negativi per evitare i problemi connessi con i minimi locali nella topologia di rete [14], cioè situazioni in cui un nodo vuole trasmettere un pacchetto alla superficie e si trova a una profondità minima rispetto ai suoi vicini ma non può raggiungere la superficie in un solo passaggio. Nel nostro articolo noi assumiamo che la soglia di profondità sia 0, cioè assumiamo tutti i nodi che hanno minore profondità del mittente per essere spedizionieri idonei. Tra gli spedizionieri idonei scegliamo il nodo di inoltra come segue: ogni nodo calcola un ritardo il cui valore è inversamente proporzionale alla differenza di profondità. Questo ritardo è chiamato tempo di attesa. Quindi, il nodo si comporta come segue: mantiene il pacchetto nella sua coda di attesa per la durata del tempo di attesa. Se durante questo periodo ascolta la ritrasmissione del pacchetto, quindi lo cancella dalla sua coda di attesa altrimenti, alla scadenza, inoltra il pacchetto. In una situazione ideale questo meccanismo ha due effetti: previene le collisioni di pacchetti e le trasmissioni ridondanti e sceglie il nodo più vicino alla superficie come packet forwarder in maniera completamente distribuita. Nel nostro articolo assumiamo il meccanismo del tempo di mantenimento su cui lavorare il modo ideale, in altre parole un nodo con differenza di profondità  $d$  sarà uno spedizioniere se e solo se due condizioni sono soddisfatte:

1. Riceve correttamente il pacchetto,

---

## Pagina 4

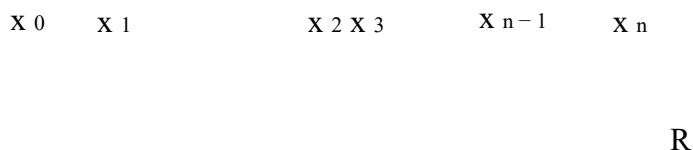


Fig.2: Rappresentazione grafica del modello studiato nella Sezione 3.

2. Tutti i nodi che sono più vicini alla superficie di se stessa non riescono a ricevere correttamente il pacchetto.

Nell'esempio della Figura 1, il nodo  $x_1$  sarà il forwarder se e solo se correttamente riceve il pacchetto inviato da  $x_0$  mentre  $x_2$  e  $x_3$  falliscono.

### 3 Un modello per protocollo multi-hop con direzionale antenna

Consideriamo un modello in cui un nodo  $x_0$  invia un pacchetto di dati in una certa direzione (ad esempio, verso la superficie). Seguendo la convenzione di DBR [21], assumiamo che le posizioni dei nodi relè candidati in quella direzione sono indipendenti e distribuite uniformemente (vedere la Figura 2). Se assumiamo di avere  $n$  potenziale relè nodi in un raggio  $R$ , possiamo utilizzare i risultati delle statistiche dell'ordine per caratterizzare la distribuzione dell' $i$ -esimo nodo. Sia  $X_{(i)}$  la distanza da  $x_0$  all' $i$ -esimo nodo, con  $1 \leq i \leq n$ . Quindi, il pdf di  $X_{(i)}$  è quello delle statistiche marginali di ordine  $i$ -esimo di  $n$  variabili casuali uniformi indipendenti nell'intervallo reale  $(0, R)$  che corrisponde a una distribuzione Beta ridimensionata:

$$f_{X_{(i)}}(x) = \frac{n!}{(i-1)!(n-i)!} \frac{x^{i-1} (R-x)^{n-i}}{R^n},$$

dove  $x$  è la distanza da  $x_0$ . Per scopi pratici, non possiamo caratterizzare il numero esatto di nodi  $n$  in una distanza  $R$ , ma in molti casi conosciamo la densità prevista dei nodi. Quindi, lasciamo  $n \rightarrow \infty$  e  $R \rightarrow \infty$ , come segue:

$$\lim_{\substack{n \rightarrow \infty \\ R \rightarrow \infty}} \frac{n}{R} = \delta, \quad (1)$$

dove  $\delta \in \mathbb{R}^+$  è il numero atteso di nodi per unità di distanza (densità) di il network. Ora, sia  $X_{(i)}$  rv associato alla distanza tra  $x_0$  e l' $i$ -esimo nodo, e sia  $f_{X_{(i)}}$  il suo pdf

Proposizione 1. Il pdf della posizione dell' $i$ -esimo nodo sulla linea in una rete lavorare con densità  $\delta$  è dato da:

$$f_{X_{(i)}}(x) = \frac{\delta^i e^{-\delta x} x^{i-1}}{(i-1)!}. \quad (2)$$

Prova. Dobbiamo calcolare il limite:

$$\lim_{\substack{n \rightarrow \infty \\ R \rightarrow \infty}} f_{X_{(i)}}(X),$$

sotto il vincolo (1). Possiamo scrivere:

$$\begin{aligned} \lim_{\substack{n \rightarrow \infty \\ R \rightarrow \infty}} f_{X_{(i)}}(x) &= \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n!}{(i-1)!(n-i)!} \frac{x^{i-1} (R-x)^{n-i}}{R^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n!}{(i-1)!(n-i)!} \\ &= \frac{x^{i-1}}{(i-1)!} \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n!}{(n-i)!} \left( \frac{R-x}{R} \right)^{n-i} = \frac{x^{i-1}}{(i-1)!} \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n!}{(n-i)!} \left( 1 - \frac{x}{R} \right)^{n-i} \end{aligned}$$

$$= \frac{\delta^i x^{i-1}}{(i-1)!} \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n!}{(n-i)! (n-\delta x)^i} = \frac{\lim_{n \rightarrow \infty} (1 - \frac{\delta x}{n})^n}{e^{-\delta x}} = \frac{\delta^i e^{-\delta x} x^{i-1}}{(i-1)!},$$

che completa la dimostrazione.  $\square$

Si noti che, secondo la Proposizione 1, il pdf di  $X_{(i)}$  è quello di un Gamma rv con forma  $i$  e tasso  $\delta$ . In altre parole, non a caso, otteniamo un processo del punto di Poisson omogeneo sulla linea, dove la distribuzione dell' $i$ -esimo nodo distante dall'origine  $x_0$  è dato dalla somma di  $i$  esponenziali indipendenti con tasso  $\delta$ .

La seguente proposizione giocherà un ruolo importante nell'analisi che noi proporremo, poiché dà la probabilità che tutti i nodi più distanti di una certa soglia  $y$  non riescono a ricevere un pacchetto inviato da  $x_0$ .

**Proposizione 2.** La probabilità che tutti i nodi si trovino dopo una certa soglia  $y$  e non riescono a ricevere un pacchetto inviato da  $x_0$  è:

$$pf(y) = \exp\left(-\frac{\delta}{\lambda} e^{-\lambda y}\right). \quad (3)$$

**Prova.** Consideriamo un nodo arbitrario la cui posizione è condizionata nel file intervallo  $(y, R)$ ,  $y > 0$ ,  $R \rightarrow \infty$ , e ricorda che stiamo assumendo che un nodo a distanza  $x$  riceverà con successo un pacchetto inviato da  $x_0$  con probabilità  $e^{-\lambda x}$ ,  $\lambda > 0$  [14]. Quindi abbiamo la probabilità che un tale nodo non riesca a ricevere un pacchetto è:

$$pfs(y) = \int_y^R (1 - e^{-\lambda x}) \frac{1}{R-y} dx = 1 + \frac{e^{-\lambda R} - e^{-\lambda y}}{\lambda(R-y)}.$$

Pertanto, possiamo calcolare la probabilità che tutti i nodi siano più lontani di  $y$  da  $x_0$  non riescono a ricevere un pacchetto (ricorda che sia la posizione che gli eventi di la corretta ricezione dei pacchetti sono indipendenti) e sia  $R \rightarrow \infty$ :

$$pf(y) = \lim_{\substack{n \rightarrow \infty \\ R \rightarrow \infty}} \left( 1 + \frac{e^{-\lambda R} - e^{-\lambda y}}{\lambda(R-y)} \right)^n,$$

che sotto il vincolo (1) può essere scritto come:

$$pf(y) = \lim_{n \rightarrow \infty} \left( 1 + \frac{e^{-\lambda_n} - e^{-\lambda y}}{\lambda(y-y)} \right)^n,$$

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \left( 1 + \frac{e^{-\lambda \delta n} \delta}{\lambda n - \lambda y \delta} - \frac{1}{n} \frac{e^{-\lambda y}}{\lambda - \lambda y \delta} \right)^n.$$

Ora la dimostrazione della proposizione segue facilmente. □□

**Esempio 1.** Consideriamo una rete in cui la distanza massima coperta da un pacchetto ricevuto con successo è 250 m, cioè  $\lambda = 1/250$  in una rete con a densità di 10 nodi per km, ovvero  $\delta = 0,01$  nodi per metro. Nella Figura 3a mostriamo la probabilità che tutti i nodi dopo un certo  $y$  non ricevano un pacchetto inviato per  $x_0$ ,  $pf(y)$ .

Si noti che impostando  $y = 0$  nell'equazione (3) possiamo calcolare la probabilità che tutti i nodi non riescono a ricevere il pacchetto come:

$$pf(0) = e^{-\delta/\lambda}. \quad (4)$$

Ora ricorda che  $i$ -esimo nodo sarà il forwarder di un pacchetto se e solo se il sono soddisfatte le seguenti condizioni:

1. Il nodo  $i$ , posto in  $X_{(i)}$ , riceve correttamente il pacchetto da  $x_0$ ;
2. Tutti i nodi  $X_{(i+1)}, X_{(i+2)}, \dots$  non riescono a ricevere il pacchetto.

Quindi, la probabilità  $P_i$  che lo spedizioniere sia l' $i$ -esimo nodo è:

$$P_{i0} = \int_0^\infty f_{X_{(i)}}(x) e^{-\lambda x} pf(x) dx, \quad (5)$$

che può essere ottenuta dall'assunzione di indipendenza dell'evento corretto ricezione di un pacchetto. Poiché  $E[X_{(i)}] = i/\delta$ , abbiamo la distanza attesa coperto da una trasmissione è:

$$L = \sum_{i0=0}^{\infty} i P_i.$$

Purtroppo, non è facile da trovare un'espressione forma chiusa per  $P_i$ , ma dal momento che ci interessa solo un'aspettativa possiamo procedere come segue. Sia  $T$  il rv che assume valore  $i$  con probabilità  $P_i$ , allora abbiamo:

$$L = \frac{E[T]}{\delta}.$$

La proposizione seguente dà l'espressione per  $E[T]$  e quindi per  $L$ .

**Teorema 1.** In una rete con densità  $\delta$  e probabilità di corretta ricezione  $e^{-\lambda x}$ , con  $x$  la distanza tra la sorgente e la destinazione è  $E[T] / \delta$  dove il forwarder atteso nella rete  $E[T]$  può essere calcolato come:

$$E[T] = \frac{1}{\delta} \left( 1 - e^{-\delta/\lambda} + \frac{\delta}{\lambda} \left( \gamma + E_1\left(\frac{\delta}{\lambda}\right) + \log\left(\frac{\delta}{\lambda}\right) \right) \right),$$

$\gamma \simeq 0,577216$  è la costante di Eulero e

$$E_1(x) = \int_x^\infty \frac{1}{t} e^{-t} dt,$$

è la funzione integrale esponenziale [16, Ch. 6.2].

**Prova.** Calcoliamo  $E[T]$  come  $\sum_{i=1}^{\infty} i \Pr\{T \geq i\}$ . Per  $i \geq 2$  condizionando su posizione  $x$  del  $(i-1)$  esimo nodo la probabilità che almeno un nodo in  $(x, \infty)$  ritrasmetterà il pacchetto, cioè:

$$\Pr\{T \geq i\} = \int_0^\infty f_{X_{(i-1)}}(x) (1 - e^{-\delta/\lambda - \lambda x}) dx, \quad i \geq 2 \quad (6)$$

mentre  $\Pr\{T \geq 1\} = 1 - e^{-\delta/\lambda}$ . Si può mostrare che integrale (6) converge a 1 -

$(i-1)F_{(i-1)}(a; b; z)$  dove

$$a = \left( \frac{\delta}{\lambda}, \dots, \frac{\delta}{\lambda} \right)$$

e

$$b = \left( 1 + \frac{\delta}{\lambda}, \dots, 1 + \frac{\delta}{\lambda} \right)$$

e  $c = -\delta/\lambda$ .

**Nota 1.** La funzione ipergeometrica generalizzata  ${}_pF_q(a; b; z)$ , dove  $a = (a_1, \dots, a_p)$ ,  $b = (b_1, \dots, b_q)$ , è definito come:

$${}_pF_q(a; b; z) = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{(a_1)_n \cdots (a_p)_n}{(b_1)_n \cdots (b_q)_n} \frac{z^n}{n!}, \quad (7)$$

dove  $a \in \mathbb{R}_p$ ,  $b \in \mathbb{R}_q$ ,  $z \in \mathbb{C}$  e  $(a_i)_0 = 1$ ,  $(a_i)_n = a(a+1) \cdots (a+n-1)$  è il Simbolo di Pochhammer. È noto che se  $p < q + 1$  allora la serie converge (assolutamente) per ogni  $z$  [16, cap. 16]. Nel nostro caso, abbiamo  $p = q = i - 1$  e quindi la convergenza è dimostrata.

Ora, usando la definizione di serie ipergeometrica generalizzata (vedi Equazione (7)), possiamo riscrivere Integral (6) come:

$$\begin{aligned} \Pr\{T \geq i\} &= 1 - \sum_{k=0}^{\infty} \frac{[(\delta/\lambda)^k]^{i-1} \left( \frac{\delta}{\lambda} \right)^k}{(1 + \delta/\lambda)^k K!} \\ &= 1 - \sum_{k=0}^{\infty} \frac{\left( \frac{\delta}{\lambda} \right)^{i-1} \left( \frac{\delta}{\lambda} \right)^k}{(\delta + k\lambda)^k K!}. \end{aligned}$$



## Pagina 8

Si noti che l'ultima espressione per  $i = 1$  fornisce esattamente  $1 - e^{-\delta/\lambda}$  e quindi possiamo estendere la sua validità per  $i \geq 1$ . Notando che  $\Pr\{T = i\} = \Pr\{T \geq i\} - \Pr\{T \geq i + 1\}$ , e poiché le serie sono assolutamente convergenti, abbiamo:

$$\Pr\{T = i\} = \sum_{k=0}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^{i-1} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{(-k\lambda)^{K-1}}{K!}.$$

Calcoliamo ora  $E[T]$ :

$$E[T] = \sum_{i=1}^{\infty} \Pr\{T \geq i\} = \sum_{i=1}^{\infty} \left( 1 - \sum_{k=0}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^{i-1} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{(-k\lambda)^{K-1}}{K!} \right)$$

che può essere riscritto come:

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^{\infty} \left( 1 - \sum_{k=0}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^{i-1} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{(-k\lambda)^{K-1}}{K!} \right) \\ = - \sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{K!} \sum_{i=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^{i-1} \end{aligned}$$

Osserva che  $\delta / (\delta + k\lambda) < 1$  per ipotesi e quindi possiamo scrivere:

$$E[T] = - \sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{K!} \frac{(\delta + k\lambda)^{K-1}}{\lambda^k}. \quad (8)$$

Possiamo riscrivere la serie (8) come:

$$E[T] = - \left( \sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{K!} \right) - \left( \sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{k!} \frac{\delta}{k\lambda} \right).$$

Dall'osservazione che:

$$\sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{K!} = e^{-\delta/\lambda} - 1$$

e da [16, Eq. 6.6.2]:

$$\sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{k!} \frac{\delta}{k\lambda} = \frac{\delta}{\lambda} \sum_{k=1}^{\infty} \left( \frac{\delta}{\delta + k\lambda} \right)^k \frac{1}{k!} = - \frac{\delta}{\lambda} \left( \gamma + \log \frac{(\delta)}{\lambda} + E_1 \left( \frac{\delta}{\lambda} \right) \right),$$

il teorema è dimostrato.  $\square$

### 3.1 Analisi del consumo energetico

Alla luce del Teorema 1 possiamo trarre alcune conclusioni sulla trasportabilità della missione per il nodo mittente. Ricorda che la probabilità per un nodo di ricevere correttamente un pacchetto inviato alla distanza  $d$  è  $e^{-\lambda d}$ , cioè valori alti di parametro  $\lambda$  modellano un sistema in cui la lunghezza di trasmissione attesa è breve. Noi modelleremo l'energia consumata per una trasmissione in funzione di  $\lambda$  come segue:

$$En(\lambda) = G \frac{1}{\lambda^\alpha}, \quad (9)$$

dove  $G$  è una costante di normalizzazione e  $\alpha$  è un parametro che dipende da alcuni fattori ambientali come la profondità del nodo, la salinità e la diffusione coefficiente [20]. Infatti, nelle reti sottomarine, la potenza di trasmissione è consumata dalla diffusione del segnale e dalla sua attenuazione. Quest'ultimo fattore dipende dalla frequenza adottata dalla rete come dichiarato dalla formula di Thorp [5], ma tende ad essere più basso per le frequenze più basse. Il coefficiente di diffusione è inferiore a quello delle reti terrestri, cioè il suo valore è compreso tra 1 e 2. Nel nostro caso possiamo assumere  $\alpha > 1$  e calcolare il consumo energetico atteso per unità di distanza come:

$$Contro(\lambda) = \frac{En(\lambda)}{L},$$

dove  $L$  è calcolato grazie al Teorema 1. Si può dimostrare che per  $\alpha > 1$  (che è il caso degli scenari pratici), abbiamo che  $Cons(\lambda) \rightarrow 0$  come  $\lambda \rightarrow \infty$ , mentre  $Cons(\lambda) \rightarrow \infty$  come  $\lambda \rightarrow 0$ . Ciò conferma l'idea che, dal punto di vista il consumo di energia, è più conveniente eseguire molti multi salti brevi trasmissioni piuttosto che lunghe trasmissioni. Tuttavia, come faremo vedere nella sezione 3.2, il consumo di energia non è l'unico requisito di un UWSN, cioè, dobbiamo considerare anche il problema del ritardo end-to-end. Le trasmissioni brevi richiedono che il pacchetto venga inviato più volte per una corretta ricezione e il meccanismo multi-hop utilizzato da protocolli come DBR richiede attendere la scadenza del tempo di attesa ad ogni passo di inoltramento / ritrasmissione. Studieremo il compromesso tra risparmio energetico e ritardo nella fascia bassa delle seguenti sezioni. Nelle Figure 3b e 3c mostriamo i grafici di  $Cons(\lambda) / G$  per alcuni valori pratici di  $\alpha = 1.2$  e  $\alpha = 1.5$  [17]. Notalo nel primo grafico la funzione tende ancora a  $\infty$  per  $\lambda \rightarrow 0$  anche se si è scelto di mostrare la scala il massimo intorno a 100.

### 3.2 Analisi del ritardo end-to-end

In questa sezione introduciamo un indice di prestazione che misura la velocità a quale un pacchetto viene inoltrato nella rete. A questo scopo, misuriamo l'atteso

Analisi delle prestazioni in Depth Based Routing per reti di sensori wireless subacquee  
tempo richiesto da un pacchetto per coprire un'unità di distanza. Notare che quando nessuno dei forwarder idonei riceve correttamente il pacchetto inviato da  $x$  o questo deve essere risentirsi e il tempo di attesa deve essere nuovamente atteso. Sia  $\tau$  il tempo richiesto

## Pagina 10

dalla trasmissione del pacchetto. Quindi, il tempo previsto per coprire un'unità di la distanza è data da:

$$\text{Tempo}(\lambda) = \frac{\text{Tr}(\lambda) \tau}{E[L \mid \text{trasmissione corretta}]}, \quad (10)$$

cioè, il numero atteso di trasmissioni  $\text{Tr}(\lambda)$  necessarie per ottenere un successo inoltro dei pacchetti moltiplicato per il tempo richiesto da ciascuna trasmissione e supportato dall'aspettativa condizionale della distanza percorsa da una trasmissione. In base a un'ipotesi indipendente,  $\text{Tr}(\lambda)$  è il valore atteso di un percorso geometrico variabile dom la cui probabilità di fallimento è data dall'equazione (4). Equazione (4) può essere utilizzato anche per il calcolo dell'aspettativa condizionale e dopo semplificando l'equazione (10) otteniamo:

$$\text{Tempo}(\lambda) = \frac{\tau}{L}.$$

Nella Figura 3d mostriamo il grafico del  $\text{Tempo}(\lambda) / \tau$  per  $\alpha = 1.5$ . Come previsto, abbiamo quello:

$$\lim_{\lambda \rightarrow \infty} \text{Tempo}(\lambda) = \infty, \quad \lim_{\lambda \rightarrow 0} \text{Tempo}(\lambda) = 0.$$

## 4 Valutazione e ottimizzazione numerica

In questa sezione studiamo un semplice esempio di problema di ottimizzazione. Dal sezioni precedenti, abbiamo osservato che dal punto di vista dell'en-consumo di energia con cui è più conveniente eseguire più trasmissioni piccolo intervallo per consegnare un pacchetto, mentre al fine di ridurre al minimo l'end-to-end ritardo dovremmo massimizzare la potenza di trasmissione. Possiamo studiare questo compromesso introducendo una funzione di costo definita come la combinazione lineare di questi due indici di performance:

$$\text{Costo}(\lambda) = a \cdot \text{Contro}(\lambda) + b \cdot \text{Tempo}(\lambda),$$

dove  $a, b \geq 0$  sono alcune costanti di peso. Considerando che la propagazione la velocità dei segnali acustici nell'ambiente sottomarino è  $v_0 = 1500 \text{ m/s}$ , noi impiegare 2 secondi per la somma del tempo di attesa e del tempo di invio. Dal momento che l'energia il consumo dipende fortemente dalla realizzazione tecnica dell'acustica

Analisi delle prestazioni in Depth Based Routing per reti di sensori wireless subacquee  
 modem, assumiamo come unità di misura base dell'energia, l'energia  $\epsilon$  richiesta  
 avere  $1/\lambda = 100\text{m}$ , che implica  $G = 1000$ . Prendiamo  $b = 1\text{m}$  / se una variabile  
 da  $0,5\text{ m} / \epsilon$  a  $1,5\text{ m} / \epsilon$ . Nella Figura 3e mostriamo la soluzione grafica di  
 problema di ottimizzazione. Sfortunatamente, la riduzione al minimo della funzione di costo lo fa  
 non ammettere una soluzione esplicita, per quanto semplici possano essere approcci numerici  
 adottato per risolvere il problema.

Studiamo ora la relazione tra la densità dei nodi e il trans- ottimale  
 gamma di missione. Sia  $\lambda^*$  la soluzione del problema di ottimizzazione:

$$\lambda^* = \operatorname{argmin}_{\lambda} \{\text{Costo}(\lambda)\}. \quad (11)$$

---

## Pagina 11

Nella Figura 4a mostriamo  $\lambda^*$  come funzione di  $\delta$ . Lo notiamo per nodo molto basso  
 densità, il modello suggerisce una strategia che preferisce ripetere molti a corto raggio  
 trasmissione, cioè si basa su trasmissioni ridondanti per consegnare un pacchetto. Il  
 la potenza di trasmissione ottimale ha un massimo intorno a  $\delta = 0,006$  ma poi de-  
 si piega di nuovo poiché i nodi sono così densi che il protocollo può ottenere buoni risultati  
 prestazioni a basso consumo energetico. Il fatto che  $\lambda^*$  non sia una funzione monotona di  
 densità dei nodi non significa che il protocollo non possa trarne vantaggio quando noi  
 spostarsi da  $\delta = 0,002$  a  $0,05$  come mostrato nelle Figure 4b e 4c. Queste due figure  
 mostrare i grafici del consumo energetico previsto e del ritardo per metro  
 ciati con  $\lambda^*$ . Osserviamo che, come previsto, densità di nodi più elevate danno minori  
 costi e quindi migliori prestazioni.

## 5 Lavori correlati

Le reti sottomarine hanno attirato molta attenzione negli ultimi anni. Il pecu-  
 la menzogna di queste reti richiede di adeguare i protocolli opportunistici definiti per  
 reti veicolari. Tuttavia, mentre per le reti veicolari (terrestri), diversi  
 sono stati proposti modelli analitici (vedere, ad esempio, [1]), sono disponibili meno risultati per  
 reti sottomarine. In [8] gli autori ottimizzano alcuni indici di performance per  
 un protocollo multi-hop generico negli UWSN rispetto al numero ottimale di  
 inoltro. Rispetto a questo lavoro, ci concentriamo su un protocollo specifico e risolviamo  
 il problema di ottimizzazione in base alle sue configurazioni di parametri. In effetti, dato  
 il numero ottimale di salti, non è chiaro come si debba configurare il protocollo  
 parametri per raggiungere quella condizione. In [13] gli autori propongono una performance  
 valutazione di un protocollo di comunicazione simile ad Aloha per UWSN in una fascia oraria  
 ambientazione. [18] propone un modello markoviano per un singolo canale acustico ma c'è  
 non tiene conto del comportamento multi-hop di DBR.

## 6. Conclusion

In questo articolo abbiamo proposto un modello per un protocollo di instradamento opportunistico per gli UWSN, vale a dire DBR. Nonostante le ipotesi fatte per consentire un'analisi trattabilità litica degli indici di performance, il modello fornisce una panoramica sulla impatto delle impostazioni dei parametri sul comportamento del protocollo. In particolare, sono stati considerati due importanti indici di performance: l'energia attesa consumo e ritardo per unità di distanza percorsa da una trasmissione di luppolo. Sulla base di questi indici di performance, o su una combinazione dei due, si può ottimizzare il parametro più importante che è la potenza di trasmissione. Futuro i lavori comprendono l'estensione del modello per far fronte al carattere 3D teristico delle antenne omnidirezionali e per consentire un dispiegamento non omogeneo dei nodi di rete. In quest'ultimo caso, il modello potrebbe essere utilizzato anche per mining della distribuzione ottimale del nodo per un consumo energetico omogeneo di i nodi, e quindi per una maggiore durata della rete.

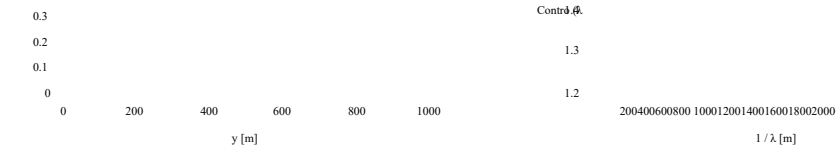
## Riferimenti

1. A. Abedi, M. Ghaderi e CL Williamson. Instradamento distribuito per veicoli reti ad hoc: compromesso tra produttività e ritardo. In Proc. di MASCOTS, pagine 47-56, 2010.
2. IF Akyildiz, D. Pompili e T. Melodia. Reti di sensori acustici subacquee: Sfide della ricerca. Reti ad hoc, 3 (3): 257–279, 2005.
3. E. Ancillotti, R. Bruno e M. Conti. Progettazione e valutazione delle prestazioni di protocolli di adattamento della velocità sensibili alla velocità per reti wireless IEEE 802.11. Valutazione delle prestazioni, 66 (12): 811–825, 2009.
4. F. Baccelli e B. Blaszczyzyn. Geometria stocastica e reti wireless. Volume I - Teoria. Fondamenti e tendenze nel networking Vol. 3. Editore NoW, 2009.
5. L. Berkhovskikh e Y. Lysanov. Fondamenti di acustica oceanica. Springer, 1982.
6. M. Bugliesi, L. Gallina, S. Hamadou, A. Marin e Rossi S. Equivale comportamentale metriche e metriche di interferenza per reti mobili ad-hoc. Valutazione delle prestazioni zione, 73: 41–72, 2014.
7. Rodolfo WL Coutinho, Azzedine Boukerche, Luiz FM Vieira e Antonio AF Loureiro. Linee guida di progettazione per il routing opportunistico nelle reti sottomarine. Rivista IEEE Communications, 54 (2): 40-48, 2016.
8. FA de Souza, B. Sens Chang e G. Brante. Ottimizzazione del numero di salti e ritrasmissioni per comunicazioni acustiche subacquee multi-hop ad alta efficienza energetica.

- Sensori IEEE, pagine 3927–3938, 2016.
9. HD Erdem e VC Gungor. Analisi a vita della raccolta di energia sott'acqua nodi di sensori wireless. Nella 25a elaborazione del segnale e applicazioni di comunicazione Conferenza, SIU 2017, Antalya, Turchia, 15-18 maggio 2017, pagine 1–4, 2017.
  10. E. Gelenbe e A. Marin. Sensori wireless interconnessi con raccolta di energia ing. In tecniche e applicazioni di modellazione analitica e stocastica - 22 ° Conferenza internazionale, ASMTA 2015, Albena, Bulgaria, 26-29 maggio 2015. Proceedings, pagine 87–99, 2015.
  11. Albert F. Harris III e Michele Zorzi. Modellazione del canale acustico subacqueo in ns2. In Atti della 2a conferenza internazionale sulla valutazione delle prestazioni metodologie e strumenti, pagine 18–26. ICST, 2007.
  12. RH Jhaveri e NM Patel. Rete mobile ad-hoc con aodv: una recensione. International Journal of Next-Generation Computing, 6 (3): 165–191, 2015.
  13. D. Marinakis, K. Wu, N. Ye e S. Whitesides. Ottimizzazione della rete per pianificazione stocastica leggera nelle reti di sensori sottomarini. IEEE Transazioni sulle comunicazioni wireless, 11 (8): 2786–2795, 2012.
  14. Y. Noh, U. Lee, S. Lee, P. Wang, LFM Vieira, J.-H. Cui, M. Gerla e K. Kim. Hydrocast: instradamento della pressione per reti di sensori sottomarini. Transazioni IEEE sulla tecnologia veicolare, 65 (1): 333-347, 2016.
  15. J. Nzouonta, T. Ott e C. Borcea. Impatto della disciplina delle code sulla consegna dei pacchetti latenza in reti ad hoc. Valutazione delle prestazioni, 66 (12): 667-684, 2009.
  16. FWJ Olver, DW Lozier, RF Boisvert e Clark CW NIST Handbook of Funzioni matematiche. Cambridge University Press, 2010.
  17. Nathan Parrish, Leonard Tracy, Sumit Roy, Payman Arabshahi e Warren LJ Volpe. Considerazioni sulla progettazione del sistema per reti sottomarine: collegamento e accesso multiplo protocolli. Giornale IEEE sulle aree selezionate nelle comunicazioni, 26 (9), 2008.

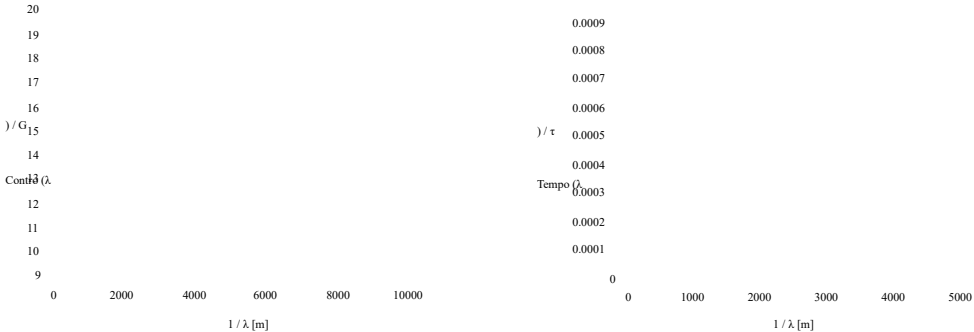
18. F. Pignieri, F. De Rango, F. Veltri e S. Marano. Approccio markoviano al modello canale acustico subacqueo: tecniche a confronto. Nelle comunicazioni militari Conferenza, 2008. MILCOM 2008. IEEE, pagine 1–7. IEEE, 2008.
19. B. Sai Srjana, Neha, Princy Mathews e VP Harigovindan. En-sistema di raccolta dell'energia per reti di sensori wireless subacquee. Procedia Computer Science, 46 (Supplement C): 1041 - 1048, 2015. Atti dell'Internazionale Conferenza sulle tecnologie dell'informazione e della comunicazione.
20. R. Urlick. Principi del suono subacqueo. McGraw-Hill, 1983.
21. Hai Yan, Zhijie Jerry Shi e Jun-Hong Cui. Dbr: fresatura basata sulla profondità per reti di sensori derwater. In Conferenza internazionale sulla ricerca nel networking, pagine 72–86. Springer, 2008.

	1	1.8
	0.9	
	0.8	1.7
	0.7	
	0.6	1.6
)	0.5	) / G
(y	0.5	1.5
p <sup>f</sup>	0.4	



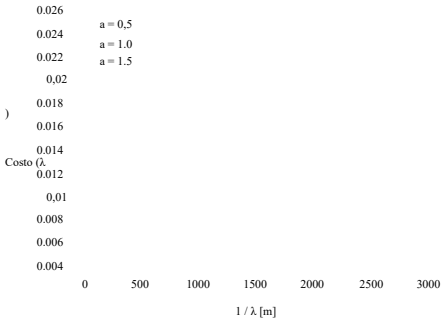
(a) Grafico della probabilità che nessuno di i nodi più distanti di y metri da x<sub>0</sub> riceve correttamente un pacchetto inviato da x<sub>0</sub>.

(b) Consumo energetico previsto per unità di distanza per α = 1.2.



(c) Consumo energetico previsto per unità di distanza per α = 1.5.

(d) Tempo previsto per unità di distanza per α = 1.5.



(e) Funzione di costo per l'esempio di Sezione 4.

Fig.3: Tabella dei grafici.



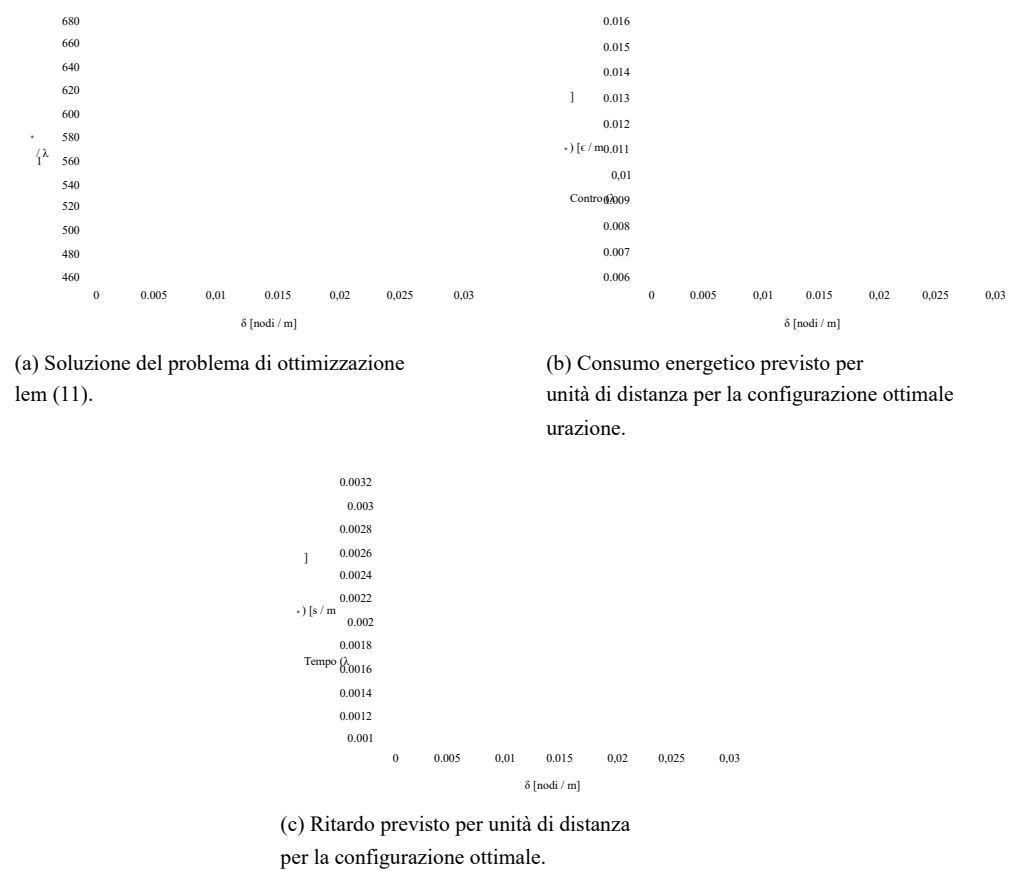


Fig.4: Soluzione del problema di ottimizzazione della Sezione 4.