

VALUTAZIONE DI SCHEMI DI TRASMISSIONE BASATI SU SR-ARQ

Abstract—Questa tesi propone uno studio di alcune tecniche di correzione degli errori, basate sul meccanismo Selective Repeat – Automatic Repeat reQuest (SR-ARQ), per analizzare le prestazioni degli schemi, con particolare riferimento al caso di lunghi tempi di propagazione.

Mettiamo a confronto l'SR-ARQ con 2 varianti dello stesso, Double Selective Repeat (2SR-ARQ) e Second Replica Selective Repeat (SR²-ARQ). Facciamo così uno studio approssimato sul ritardo medio di consegna (delivery delay, m_{delay}) di un pacchetto in particolare, quello centrale rispetto a una finestra di larghezza m slots (spazi).

La valutazione si basa su uno studio analitico originale, nel quale vengono ricavati risultati numerici che vengono discussi e illustrati.

Questo approccio è adatto per essere applicato nelle comunicazioni sottomarine e satellitari, nelle quali il ritardo di propagazione diventa un problema importante.

1. INTRODUZIONE

Le comunicazioni odierne si basano sulla commutazione a pacchetto e vengono implementate comunemente tramite il modello Binary Symmetric Channel (BSC- canale binario simmetrico) [20]. Il canale binario simmetrico è caratterizzato da una probabilità d'errore p per ogni pacchetto, i quali, in seguito, per semplicità, considereremo indipendenti.

Nella trasmissione di pacchetti attraverso un canale, possiamo, infatti, incorrere in ricezioni errate con una certa probabilità d'errore p .

Normalmente, questa probabilità d'errore è superiore a quella tollerata dal sistema, il quale, a sua volta, richiede però una maggiore affidabilità [13]. Esistono quindi due diverse tecniche di correzione degli errori, con lo scopo di ridurre gli effetti causati dagli errori stessi.

Una tecnica, Automatic Repeat reQuest (ARQ), è quella che ci permette di recuperare pacchetti errati o persi, ritrasmettendoli. Può essere implementata attraverso tre diversi meccanismi : Stop-and-Wait (SW), Go-Back-N (GBN) e Selective Repeat (SR), che si distinguono l'uno dall'altro in base alla modalità di ritrasmissione dei pacchetti errati.

Un'altra tecnica per la correzione degli errori è la Forward Error Correction (FEC). Essa consiste nell'utilizzare una forte codifica di canale, orientata appunto alla correzione di errori [13].

La differenza sostanziale tra le due tecniche è che l'ARQ è maggiormente affidabile rispetto alla FEC, può essere utilizzato nella trasmissione dati al prezzo però dell'aumento del ritardo [13].

Oltre a ciò, due importanti tecniche si stanno sviluppando in questi ultimi anni, cercando di ovviare ai precedenti difetti. La prima è l'Hybrid ARQ (ARQ ibrido), che combina il meccanismo di ritrasmissione dei pacchetti errati dell'ARQ con quello di correzione dei pacchetti danneggiati della FEC [14].

Esistono varie varianti dell'HARQ e, in particolare, in [14] viene studiato l'SR Type II HARQ, implementato con un canale di Markov. Questo modello, tra l'altro, può essere preso come base per una futura miglior implementazione dell'SR²-ARQ, come suggerito in [8]. La seconda presenta invece un meccanismo di ritrasmissioni opportunistiche, in cui più nodi ricevono il messaggio trasmesso e, se uno di essi lo riceve errato, qualsiasi nodo che l'abbia ricevuto correttamente può ritrasmettere [15].

In questa tesi ci dedichiamo allo studio di 3 forme di SR-ARQ e nel seguito illustreremo i vari passaggi come segue. Nella sezione 2 cominceremo con una panoramica generale riguardo ai vari meccanismi di ARQ, proseguiremo con alcuni lavori correlati e in particolare con precedenti articoli sulle comunicazioni sottomarine e satellitari. Nella sezione 3 entreremo nel cuore dell'analisi, trattando singolarmente i risultati delle tre varianti proposte e nella sezione 4 mostreremo valori numerici e grafici. Infine, nella sezione 5 concluderemo con alcune osservazioni finali e possibili applicazioni future.

2. PANORAMICA GENERALE e LAVORI CORRELATI

2.1 DESCRIZIONE DELLA TECNICA ARQ

La tecnica Automatic Repeat reQuest (ARQ) ci permette di recuperare pacchetti errati o persi. Come mostra la fig.1, [4], dal trasmettitore vengono inviati dei pacchetti, contenenti i dati da trasmettere e numerati in ordine crescente; successivamente (in base all'implementazione scelta), vengono trasmessi dal ricevitore al trasmettitore dei messaggi di feedback, riguardanti la ricezione corretta o errorea dei rispettivi pacchetti ricevuti. In base al tipo di messaggio di acknowledgement (riconoscimento), che il trasmettitore riceve, ACK (=acknowledgement) o NACK (=not acknowledgement), quest'ultimo decide rispettivamente di inviare un nuovo pacchetto o di ritrasmettere quello precedentemente inviato [1].

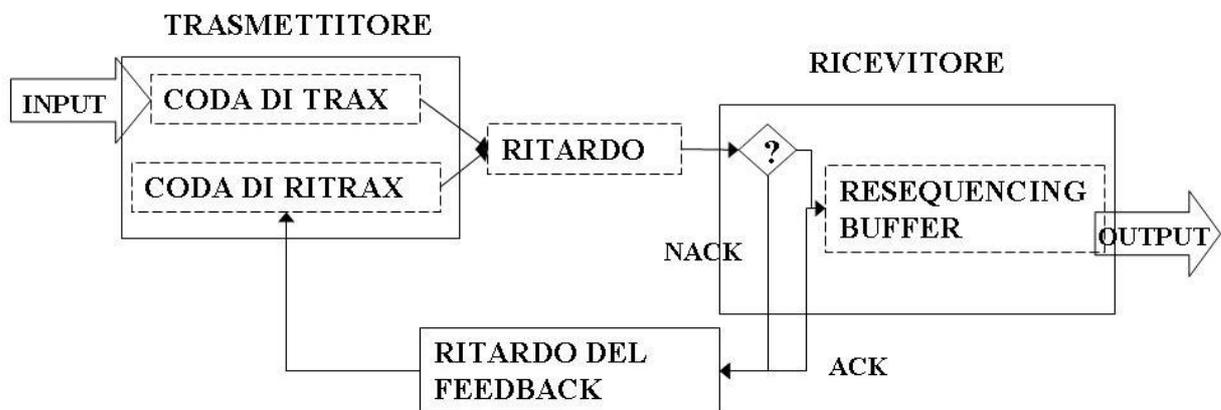


Figura 1 : sistema di trasmissione ARQ

Innanzitutto, definiamo una finestra di larghezza m , come viene indicata in letteratura [2], come il numero massimo di pacchetti che possono essere trasmessi prima di ricevere l'acknowledgement del primo pacchetto inviato nella finestra in questione; essa è mobile poiché ogni ACK/NACK ricevuto si muove in avanti di una posizione. Il round-trip time t_{rtt} è il tempo trascorso dalla

trasmissione di un pacchetto all'arrivo del pacchetto di acknowledgement di quello stesso pacchetto al trasmettitore e, in generale, deve essere più piccolo del tempo di propagazione t_p , [4], moltiplicato per il numero di pacchetti m della finestra : $t_{rtt} \leq mt_p$. In seguito, considerando l'ipotesi di timeout stringente, useremo l'uguale e quindi avremo esattamente $t_{rtt} = mt_p$ [1] e [8].

Con queste due definizioni, possiamo descrivere in breve i tre diversi meccanismi di ARQ : Stop-and-Wait (SW), Go-Back-N (GBN) e Selective Repeat (SR), che si distinguono l'uno dall'altro in base alla modalità di ritrasmissione dei pacchetti errati.

1. STOP-AND-WAIT (SW) : in ogni t_{rtt} viene trasmesso un solo pacchetto, cioè in questo caso $m=1$, e, in base al pacchetto di acknowledgement che il trasmettitore riceve in risposta, nella finestra successiva viene trasmesso il successivo pacchetto, se ACK; oppure ritrasmesso il precedente, se NACK. Questo metodo è però inefficiente se il round-trip time è molto ampio [4].

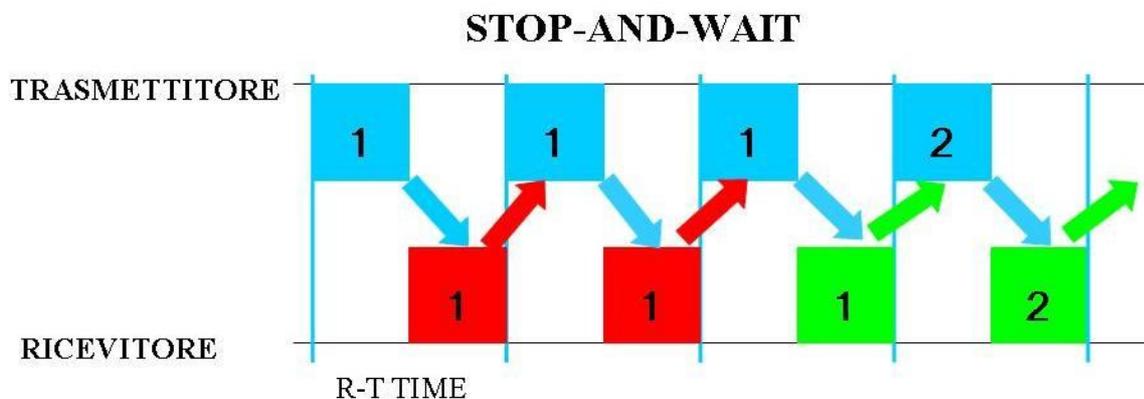


Figura 2 : Stop and Wait

2. GO-BACK-N (GBN) : in ogni t_{rtt} vengono trasmessi m pacchetti, dove $m \geq 2$, senza attendere per ognuno di essi il pacchetto di acknowledgement; quest'ultimo viene trasmesso dopo m pacchetti, cioè alla fine della rispettiva finestra. Se al trasmettitore viene ricevuto un ACK per il pacchetto i -esimo, viene trasmesso un nuovo pacchetto, esattamente $(i+m)$ -esimo; altrimenti, se

viene ricevuto un NACK, vengono cancellati gli m pacchetti a partire dall' i -esimo [4].

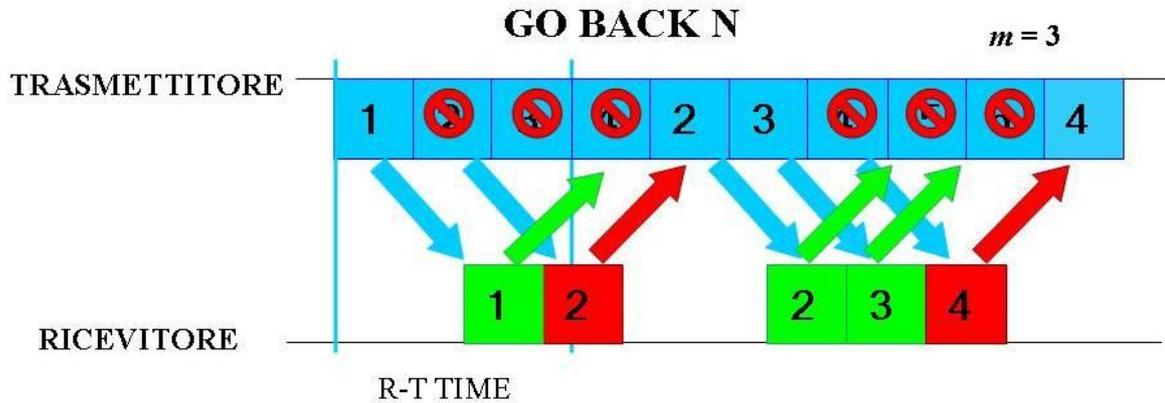


Figura 3 : Go Back N

3. SELECTIVE REPEAT (SR) : in ogni t_{rtt} , come nel GBN, vengono trasmessi m pacchetti, dove $m \geq 2$, senza attendere per ognuno di essi il pacchetto di acknowledgement; quest'ultimo viene trasmesso dopo m pacchetti, cioè alla fine della rispettiva finestra. A differenza del GBN, nell'SR, se viene ricevuto un ACK per il pacchetto i -esimo, viene trasmesso un nuovo pacchetto, esattamente l' $(i+m)$ -esimo; se viene ricevuto un NACK, viene ritrasmesso solo il pacchetto errato, mentre quelli successivi corretti vengono inseriti in un buffer al ricevitore in attesa dei pacchetti precedenti corretti [1], [3] e [4].

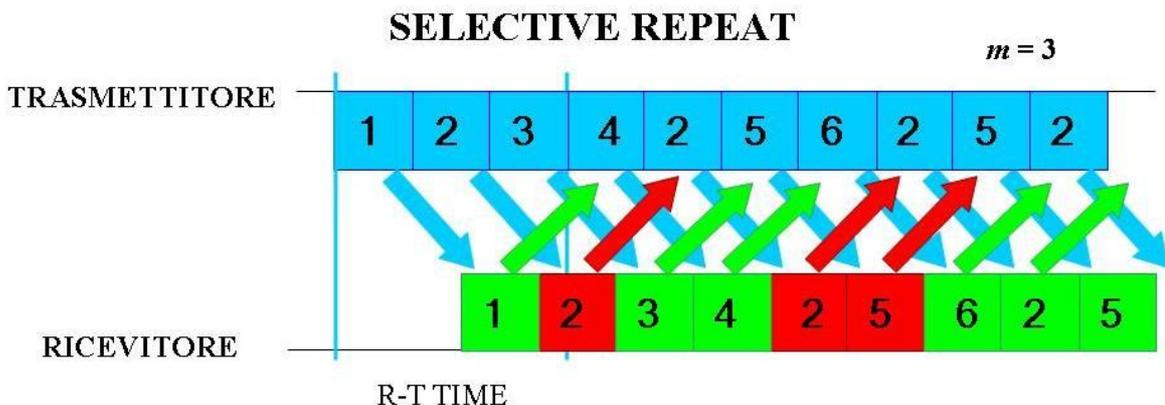


Figura 4 : Selective Repeat

Per quanto riguarda il ritardo, possiamo scomporlo in più contributi : il ritardo in coda, il ritardo di trasmissione e il ritardo di risequenziamento (solo per il Selective Repeat). Il ritardo in coda τ_Q riguarda il tempo speso dai nuovi pacchetti mentre aspettano ad entrare nel sistema; quello di trasmissione τ_D tiene conto dal momento in cui un pacchetto entra nel sistema al momento in cui esce, contando tutte le ritrasmissioni che hanno luogo per quel dato id ; infine, quello di risequenziamento τ_R si riferisce al tempo per cui un pacchetto resta contenuto nel resequencing buffer [3].

Nell'analisi che segue, consideriamo il solo ritardo di trasmissione τ_D e di questo, per semplicità, ne calcoliamo solo il valore medio m_{delay} .

L'obiettivo della nostra tesi è quello di studiare dal punto di vista del ritardo il meccanismo SR-ARQ, il quale, rispetto agli altri due, garantisce un ritardo di consegna minore e un throughput (efficienza) migliore, dipendente dalla sola probabilità d'errore p , [4], e due varianti dello stesso SR-ARQ.

Applicheremo queste tre diverse metodologie per capire, per quanto possibile, quale di essi minimizza il ritardo di trasmissione m_{delay} per finestre con m molto grandi.

La prima variante proposta, detta 2SR-ARQ, si fonda sul meccanismo seguente, proposto in [17] : invece di trasmettere una sola copia alla volta del pacchetto, ne vengono trasmesse due per ognuno di essi.

Questo procedimento, per il nostro studio, si comporta bene per i primi pacchetti trasmessi della finestra, poiché, aumentando le occorrenze di un pacchetto, aumenta la probabilità di ricezione corretta; ma, man mano che l' id aumenta, e in particolare per i pacchetti trasmessi dalla metà in poi della finestra, l'intuizione ci porta a pensare che il ritardo possa aumentare eccessivamente, come verrà confermato nel prossimo capitolo.

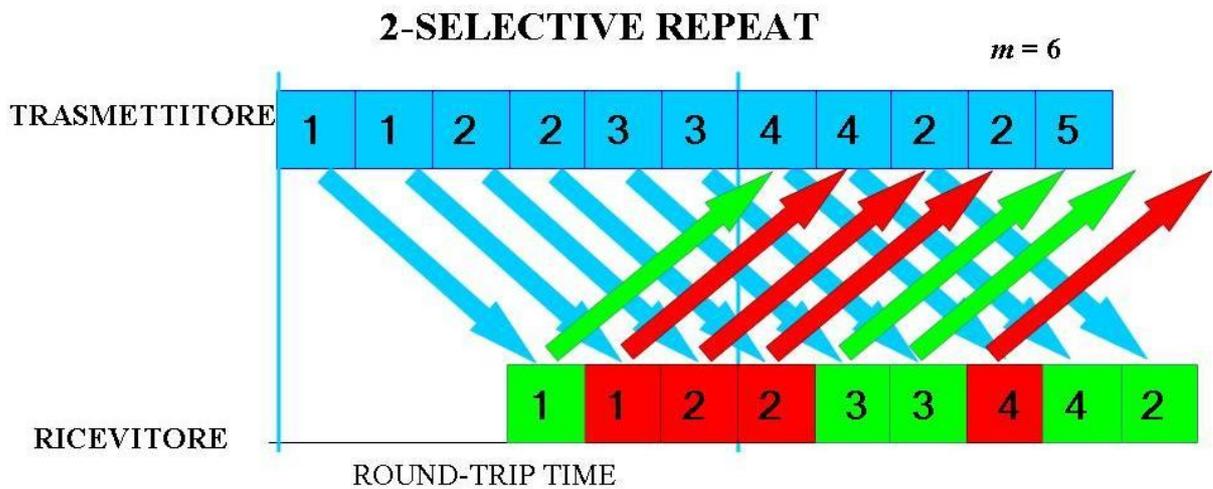


Figura 5 : Double Selective Repeat

La seconda variante, detta SR^2 -ARQ, già presentata in un precedente articolo, [8], si basa invece sulla ritrasmissione doppia dei soli pacchetti per cui è stato ricevuto un messaggio di NACK.

In questo modo aumenta la probabilità di ricezione corretta di un pacchetto errato e soprattutto non consuma spazio e tempo per ritrasmissioni inutili.

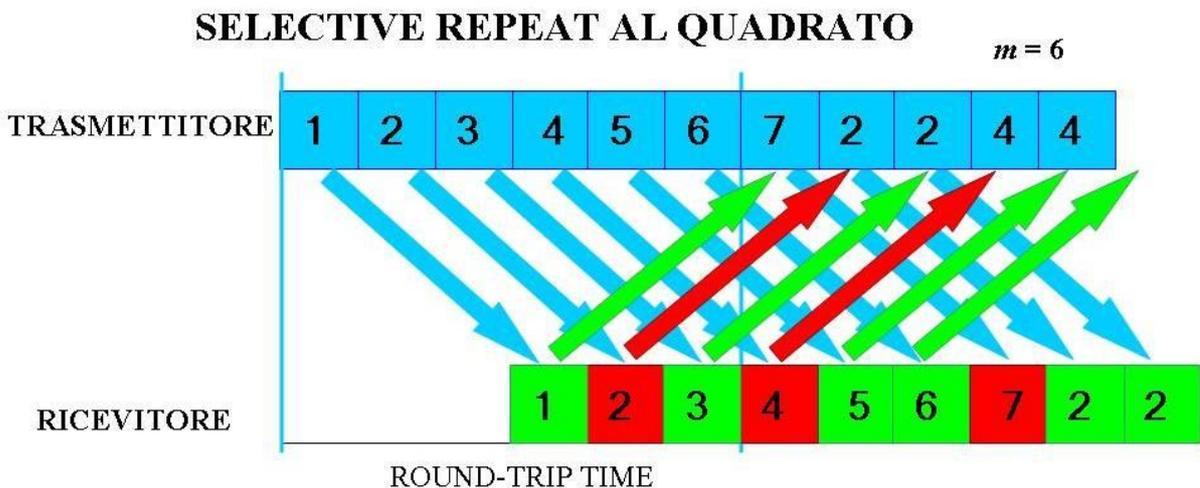


Figura 6 : Second-Replica Selective Repeat

Facciamo notare che, in entrambe le varianti, la ritrasmissione dei pacchetti è regolata da un preciso principio di priorità : qualora in uno stesso slot debbano

essere collocate contemporaneamente la prima occorrenza di un pacchetto e la seconda occorrenza di un pacchetto diverso, “vince” il posto la prima occorrenza, mentre l’altra viene inserita non appena nello slot successivo non ci sono più nuove ritrasmissioni da sistemare. Basandoci sempre su questo principio, i pacchetti che devono essere ritrasmessi hanno sempre la priorità su nuovi pacchetti da trasmettere per la prima volta. Oltre a ciò, per prevenire l’eventuale esplosione del meccanismo di doppia ritrasmissione, qualora esso avvenisse per ogni pacchetto, dobbiamo precisare che la prima occorrenza di ognuno di essi non è indipendente dalla seconda e non causa una doppia ritrasmissione da sola. Nel caso in cui essa sia ricevuta erroneamente, il ricevitore risponde con un particolare pacchetto di acknowledgement, detto *quiet NACK*, che ha le stesse caratteristiche di ACK/NACK ma non risolve la ricezione errata [8].

2.2 LAVORI CORRELATI

In un contesto generale, il problema della valutazione del ritardo per il protocollo SR attraverso un canale wireless sta alla base di molti studi [1], [3], [9], [10], [11].

In [1], è improntata un’analisi dettagliata del ritardo di trasmissione τ_D , la risoluzione della quale però comporta una complessità esponenziale rispetto a t_{rtt} . Vengono allora presentati due metodi alternativi e approssimati che rendono lo studio di complessità lineare rispetto a t_{rtt} , ma i risultati sono in accordo con quelli esatti.

In Kim and Krunz, [3], vengono considerati un canale a tempo variante e t_{rtt} finito per sviluppare in dettaglio tutti i contributi per il ritardo nell’ARQ, ritardo di trasporto ($\tau_Q + \tau_D$) e ritardo di risequenziamento. Allo stesso tempo però vengono introdotte molte approssimazioni e sono stimati solo valori in media.

In [9], Konheim studia il ritardo in coda in attesa dei pacchetti di acknowledgement e propone un modello analitico per derivare il ritardo dei pacchetti e l'occupazione del buffer trasmittente per un canale statico con errori *iid*. Anche Rosberg e Sidi, in [10], si occupano della distribuzione dei pacchetti sia al trasmettitore che al ricevitore con un processo degli arrivi generale e con errori *iid*.

In [11], invece, viene derivata l'esatta statistica del ritardo, di consegna e in coda, adottando un modello bernoulliano con un tasso degli arrivi λ variabile. Viene evidenziato, alla fine di questa analisi, che il tasso degli arrivi λ può essere trascurato per il ritardo di trasmissione τ_D ma diventa molto importante per il ritardo in coda τ_Q . Questo studio più approfondito fu sviluppato per la prima volta in [12]. In [12] infatti vengono confrontati due metodi differenti, uno su un esatto modello di stato Markoviano e l'altro su un modello stocastico più semplice, raggiungendo gli stessi risultati.

2.3 LAVORI NEI CAMPI SATELLITARE E SOTTOMARINI

La scelta di studiare delle varianti dell'SR-ARQ per finestre con m abbastanza grandi nasce dall'esigenza di risolvere il problema di ritardi di propagazione lunghi, introdotti dal canale di trasmissione e dettati dall'aumentare del tempo di attesa dei pacchetti di acknowledgement. Questo problema è molto influente soprattutto nel caso di comunicazioni sottomarine, dove la velocità di propagazione nell'acqua è superiore rispetto a quella nell'aria e provoca un aumento del tempo di propagazione. Per questo campo si ottiene un'efficienza bassa e, di conseguenza, diventa difficile applicare i normali protocolli dei canali radio [16].

Alcune soluzioni sono già state affrontate in passato [5], [6], [7], [8] e [16]. Nel progetto SeaWeb [5], viene dimostrata l'operabilità nelle reti sottomarine di semplici protocolli di comunicazione e impiegata una tecnica ARQ che

mantiene il canale occupato, finché il pacchetto in questione non è stato ricevuto correttamente.

In [6] viene studiata una soluzione multihop, in modo tale che il tempo di trasmissione sia minore di quello di propagazione e che siano evitate le collisioni. Il meccanismo di acknowledgement inoltre permette anche di ridurre il consumo di potenza e i tempi vuoti di trasmissione. Dall'altra parte, sono state analizzate anche tre diverse varianti di SW, per ovviare al problema di bassa efficienza, risolto trovando la dimensione ottimale dei pacchetti [7].

In [8] viene presentata e studiata la variante SR^2 -ARQ, la quale si rivela migliore rispetto al tradizionale SR-ARQ con l'aggiunta di un'ulteriore coda, la *replica queue*. La parola chiave per questo meccanismo è la doppia ritrasmissione, non di tutti i pacchetti senza alcuna eccezione, ma solo di quelli per cui è stato ricevuto un NACK. Qualora si verifichi questa situazione, un pacchetto viene ritrasmesso normalmente e una sua copia viene subito inserita nella *replica queue*.

Infine, in [16] viene proposto un protocollo detto Slotted Floor Acquisition Multiple Access (Slotted FAMA), che combina un sensore di rilevamento (CS) e un dialogo tra trasmettitore e ricevitore prima dell'inizio della trasmissione, eliminando però i lunghi tempi di controllo.

Anche per quanto riguarda le comunicazioni satellitari, il ritardo di trasmissione è uno svantaggio, dovuto in particolare dal fenomeno di shadowing (oscuramento), cioè l'ostruzione della via di trasmissione, [17], e in passato sono state proposte alcune soluzioni [17], [18] e [19].

In [17] e [18], Zhu e Roy propongono un SR-ARQ con doppia copia di tutti i pacchetti trasmessi e ritrasmessi, dimostrando degli ottimi miglioramenti per quanto riguarda il throughput rispetto all'SR-ARQ tradizionale. In [18], inoltre, dimostrano l'inefficienza di varie codifiche FEC, che causano al contrario un tempo di trasmissione medio eccedente.

In [19], viene proposta una soluzione ibrida con i protocolli FEC e GBN-ARQ per migliorare le comunicazioni tra NASA e il pianeta Marte. Minimizzando il Signal-To-Noise Ratio (SNR), riescono a ottenere il throughput massimo per una data potenza dei veicoli spaziali e, sopportando il sistema un insieme di possibili code rates (tassi di codice) e larghezze di banda, riescono a conseguire ulteriori miglioramenti.

3. ANALISI DEL RITARDO PER I 3 TIPI DI SR-ARQ

Proseguiamo ora il nostro studio in modo analitico, descrivendo in formule il ritardo medio dei pacchetti iniziale e centrale alla generica finestra di larghezza m per le tre varianti di SR-ARQ proposte.

Nell'ordine, innanzitutto, faremo delle ipotesi semplificatrici che valgono per tutta l'analisi, successivamente delineremo le espressioni generali per m_{delayI} e m_{delayC} . Per visualizzare tutti i dettagli, passo per passo, rimandiamo alla sezione 6 (Appendice), dove vengono riportate le tabelle 2, 3 e 4, rispettivamente dell'SR-ARQ, del 2SR-ARQ e dell'SR²-ARQ.

3.1 ASSUNZIONI GENERALI

Prima di tutto, elenchiamo le assunzioni che fanno da base per la nostra analisi:

- i. I pacchetti di acknowledgement, rispetto ai normali pacchetti di dati, sono più piccoli, contengono meno bit sia per i dati sia per la ridondanza e li supponiamo con probabilità d'errore nulla per non gravare ulteriormente sul ritardo complessivo [11].
- ii. Consideriamo il t_{rtt} uguale al tempo di propagazione moltiplicato per la larghezza della finestra, in modo che non ci siano spazi e tempi vuoti tra un pacchetto e il successivo [1] e [8].
- iii. Ipotizziamo che ci siano sempre pacchetti in coda pronti per essere trasmessi, Heavy Traffic Assumption (assunzione di traffico intenso) [1] e [3].
- iv. Per quanto riguarda i pacchetti-dati (a volte sintetizzati con pkt), ogni singolo nuovo pacchetto è identificato da un numero, id , assegnato in ordine crescente affinché essi vengano ricevuti ordinati; inoltre assumiamo che siano indipendenti e identicamente distribuiti (iid) con una probabilità d'errore p uguale per tutti [10] e [11].

v. Conduciamo l'analisi per il pacchetto iniziale contando i contributi fino a m finestre di ritardo e per il pacchetto centrale fermandoci al ritardo di due finestre per l'SR-ARQ e di una finestra per il 2SR-ARQ e l'SR²-ARQ, altrimenti essa diventa molto lunga e laboriosa. Nonostante ciò, questa è una buona approssimazione perché la probabilità d'errore p diventa sempre meno rilevante man mano proseguiamo con le ritrasmissioni. Per esempio, considerando il pacchetto iniziale e applicando l'SR-ARQ, abbiamo una probabilità p di sbagliarlo alla 1° trasmissione, una probabilità p^2 di sbagliarlo alla 1° ritrasmissione, p^3 alla 2° ritrasmissione e così via.

In aggiunta alle prime quattro assunzioni, comuni nella letteratura, l'ultima ci serve per delineare in particolare la nostra analisi e ottenere i risultati voluti.

3.2 SR-ARQ

Per una finestra con m qualsiasi, possiamo ricavare i ritardi medi richiesti :

$$(3.2.1) \quad m_{delayI} = mp(1-p) + 2mp^2(1-p) + \dots + imp^i(1-p) = \sum_{i=1}^{\infty} imp^i(1-p) \cong \frac{mp}{(1-p)}$$

$$(3.2.2) \quad m_{delayC} = m \sum_{i=1}^{m/2} \binom{m/2}{i} p^i (1-p)^{m/2} + \\ 2m \left[\sum_{i=2}^{m/2} \binom{m/2}{i} \binom{i}{\lfloor i/2 \rfloor} p^{i+\lfloor i/2 \rfloor} (1-p)^{m/2} + \sum_{i=1}^{m/2} \binom{m/2}{i} p^{2i} (1-p)^{m/2} \right]$$

L'equazione (3.2.1) ci descrive il ritardo del 1° pacchetto:

- i. se viene consegnato dopo la 1° finestra (cioè dopo m slots) significa che nella trasmissione iniziale abbiamo ricevuto un NACK e nella successiva ritrasmissione un ACK;
 - ii. se viene consegnato dopo 2 finestre, significa che il pacchetto ha ricevuto 2 NACK consecutivi e alla 2° ritrasmissione è stato ricevuto correttamente;
- e così via..

Quindi, la probabilità d'errore di sbagliare una singola volta è p e il suo complementare $(1-p)$ è la probabilità di ricezione corretta.

Un procedimento simile è seguito anche nell'equazione (3.2.2) con la differenza che ora dobbiamo considerare i comportamenti di tutti i pacchetti precedenti; e ribadiamo che, per questa motivazione, consideriamo fino al ritardo di 2 finestre. Con la 1° sommatoria dell'equazione per un ritardo pari a m slots, identifichiamo il caso in cui alcuni pacchetti tra gli $m/2$ considerati siano errati durante la 1° trasmissione e quindi devono essere ritrasmessi nella seconda finestra, nella quale, però, a loro volta devono giungere corretti. Abbiamo allora una probabilità d'errore contata per i pacchetti errati considerati (indice i) moltiplicata per il complementare, contata per tutti i pacchetti, cioè $m/2$. In questo caso, possiamo avere più combinazioni (per esempio se sbagliamo 2 pacchetti, questi possono essere il 1° e il 2°, o il 1° e il 3° e così via...) e dobbiamo tener conto di tutte quelle possibili, utilizzando i coefficienti binomiali che indicano il numero di combinazioni non ordinate su un insieme di $m/2$ pacchetti di i pacchetti con $i \in [1, m/2]$.

Per il ritardo di 2 finestre, infine, identifichiamo il caso in cui alcuni pacchetti vengono trasmessi erroneamente 2 volte consecutive, in modo tale che il pacchetto centrale possa essere consegnato solo nella terza finestra. Per la 1° delle due sommatorie, abbiamo utilizzato un'ulteriore ipotesi, altrimenti avremmo dovuto analizzare tutti le possibili combinazioni che si possono verificare. L'ipotesi è la seguente : nella prima finestra vengono trasmessi i pacchetti errati e di questi abbiamo ipotizzato che solo una metà di essi, dopo la 1° ritrasmissioni, venga consegnata correttamente mentre l'altra debba essere ritrasmessa una seconda volta. Allora le combinazioni possibili aumentano : tra gli $m/2$ pacchetti prendiamo tutti i sottoinsiemi composti da i elementi e, per ognuno di essi, possiamo prendere dei sottoinsiemi composti a loro volta da

$\lfloor i/2 \rfloor$ pacchetti. Quest'ultimo contributo sarà comunque meno determinante rispetto agli altri dal momento che diminuisce la probabilità d'errore totale. La 2° sommatoria, invece, indica l'evento per il quale tutti gli i pacchetti ricevono un NACK alla 1° trasmissione e un ACK alla ritrasmissione.

3.3 2SR-ARQ

Anche per la 1° variante dell'SR-ARQ proposta possiamo sintetizzare i ritardi dei pacchetti iniziale e centrale, prendendo una qualsiasi larghezza m della finestra :

$$(3.3.1) \quad m_{delayI} = p(1-p) + mp^2(1-p) + (m+1)p^3(1-p) + 2mp^4(1-p) + \dots = \sum_{i=0}^{\infty} imp^{2i}(1-p) + \sum_{i=0}^{\infty} (im+1)p^{2i+1}(1-p) \cong m(1-p)p^2/(1-p^2)^2 + m(1-p)p^3/(1-p^2)^2 + (1-p)p/(1-p^2)$$

$$(3.3.2) \quad m_{delayC} = (m/2-1)[(1-p^2)^{m/2-1}(1-p) + \sum_{i=2}^{m/2-1} 2^i \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2-1-i} p^i (1-p)^{i+1}] + m/2[(1-p^2)^{m/2-1}(1-p)p + \sum_{i=2}^{m/2-1} 2^i \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2-1-i} p^{i+1} (1-p)^{i+1}] + (m+m/2-1) \{ \sum_{i=1}^{m/2-1} [\binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2} p^{2i} + 2^i \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2-i} p^{3i} (1-p)^i + 2 \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2-1} (1-p) p^{2i+1} + 2^{i+1} \binom{m/2-1}{i} (1-p)^{i+1} p^{3i+1}] \} + (m+m/2)[(1-p^2)^{m/2} p^2 + 2(1-p^2)^{m/2-1} p^3(1-p) + \sum_{i=2}^{m/2-1} 2^i \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2} p^{2i} + \sum_{i=2}^{m/2-1} 2^{i+1} \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^{m/2-1-i} p^{3+3i} (1-p)^{i+1}]$$

L'equazione (3.3.1) è composta da due sommatorie :

- i. la prima riguarda il ritardo dopo i finestre esatte, per cui sbagliamo entrambe le occorrenze del pacchetto iniziale in tutte le trasmissioni precedenti e alla i -esima riceviamo subito un ACK;
- ii. la seconda riguarda invece i ritardi dopo i finestre + 1 slot, ovvero alla i -esima trasmissione riceviamo un NACK per la 1° occorrenza e un ACK solo per la 2°. Per questo motivo dobbiamo conteggiare un contributo in più della probabilità d'errore.

Per quanto l'equazione (3.3.2) per il pacchetto centrale : con le prime due righe, identifichiamo i casi per cui tutti i pacchetti precedenti sono stati ricevuti correttamente almeno in una delle 2 occorrenze di ognuno di essi. La differenza tra le due righe sta nel fatto che nel primo caso, il pacchetto centrale deve essere giusto già alla prima delle due occorrenze, mentre, nel secondo caso, alla seconda occorrenza, quindi i due singoli ritardi differiranno tra loro di un fattore moltiplicativo p .

Rispetto all'SR-ARQ, abbiamo due diverse probabilità di ricezione corretta :

- i. $(1-p^2)$ se entrambe le occorrenze ricevono un ACK (il suo complementare è infatti p^2);
- ii. $(1-p)$ se una sola occorrenza riceve ACK, mentre l'altra riceve un NACK.

Riguardo alle combinazioni possibili, ora vengono prese da un insieme di $(m/2-1)$ pacchetti perché abbiamo già definito il comportamento di quello centrale, e poi moltiplicate per 2^i che indica la possibilità, per ogni pacchetto tra gli i , di ricevere un NACK indifferentemente nella prima o seconda occorrenza.

Con le altre due righe, analogamente, consideriamo gli stessi casi, interessandoci prima di una sola occorrenza del pacchetto centrale e poi di entrambe.

Necessariamente ora, almeno un pacchetto, diverso a quello centrale, deve essere trasmesso erroneamente nella prima finestra, per poter prolungare il ritardo dell'($m/2$)° alla seconda finestra. In quest'ultima riceve possiamo ricevere due ACK oppure un ACK e un NACK poiché entrambe le situazioni ci consentono di proseguire con la trasmissione di nuovi pacchetti.

Per quanto riguarda le combinazioni possibili, dobbiamo porre un po' di attenzione e distinguere i due casi :

- i. nella 1° sommatoria dobbiamo moltiplicare il coefficiente binomiale per 2^i , se il pacchetto centrale riceve due ACK, mentre gli altri pacchetti possono indistintamente ricevere un ACK e un NACK;
- ii. nella 2° dobbiamo moltiplicare il coefficiente binomiale per 2^{i+1} , se anche il pacchetto centrale riceve un ACK e un NACK (o viceversa).

3.4 SR²-ARQ

Anche per questa seconda variante, ci fermiamo allo studio del ritardo alla 1° finestra per il pacchetto centrale. Quindi, per una finestra di larghezza m qualsiasi risulta :

$$(3.4.1) \quad m_{delay1} = mp(1-p) + (m+1)p^2(1-p) + 2mp^3(1-p) + (2m+1)p^4(1-p) + \dots =$$

$$\sum_{i=0}^{\infty} imp^i(1-p) + \sum_{i=1}^{\infty} (im+1)p^{i+1}(1-p) \cong mp/(1-p) + mp^2/(1-p) + p^2$$

$$(3.4.2) \quad m_{delayC} = m[p(1-p)^{m/2} + \sum_{i=1}^{m/2-1} \binom{m/2-1}{i} (1-p^2)^i p^i (1-p)^{m/2-i}$$

$$+ \sum_{i=2}^{m/2-1} \binom{m/2-1}{i-1} (1-p^2)^{i-1} p^i (1-p)^{m/2-i+1}]$$

L'equazione (3.4.1) ci descrive il ritardo medio del 1° pacchetto :

- i. la 1° sommatoria tiene conto dei ritardi dopo i finestre esatte, cioè se esso viene ricevuto correttamente nella trasmissione iniziale oppure alla 1° delle due occorrenze nelle ritrasmissioni;
- ii. la 2° sommatoria tiene conto delle ricezioni corrette alla seconda occorrenza del pacchetto, ovvero se esso riceve NACK-ACK nella doppia ritrasmissione.

Da notare che la 2° sommatoria comincia a contare da 1 e non da 0 perché non c'è doppia trasmissione per la 1° finestra.

Per il ritardo del pacchetto centrale rispetto alla 1° finestra, dall'equazione (3.4.2) notiamo :

- i. nella 1° sommatoria, i pacchetti errati alla 1° trasmissione sono i e tra questi non è mai presente il pacchetto centrale; in questo caso allora, almeno la prima occorrenza di ogni pacchetto errato è ritrasmessa prima della metà della seconda finestra e, se queste sono ACK, allora il pacchetto centrale è consegnato esattamente dopo m slots;
- ii. nella 2° sommatoria, i pacchetti errati alla 1° trasmissione sono i e tra questi è sempre presente il pacchetto centrale, per il quale è necessario che la sua prima occorrenza, che viene ritrasmessa esattamente dopo m slots, sia esclusivamente ACK.

Per quanto riguarda le combinazioni possibili, per il 1° caso dobbiamo prendere in considerazione i pacchetti tra $(m/2 - 1)$, mentre dobbiamo porre attenzione nel 2° caso, perché tra gli i pacchetti che supponiamo errati uno di essi è fissato ed è il pacchetto centrale, quindi i possibili sottoinsiemi che possiamo esaminare contengono $i-1$ pacchetti variabili.

4. RISULTATI NUMERICI E GRAFICI

Consideriamo dapprima i risultati numerici relativi al ritardo medio fino al pacchetto centrale alla finestra di m slots. Prendiamo allora un m abbastanza grande e confrontiamo, in modo approssimato, la media del ritardo di un pacchetto utilizzando le tecniche SR-ARQ e 2SR-ARQ :

Tabella 1 : confronto ritardo tra SR-ARQ e 2SR-ARQ con $m=100$ e $p=0.1$

<i>PKT</i>	SR-ARQ			2SR-ARQ		
	<i>DELAY</i>	<i>PROBABILITA'</i>	<i>RITARDO MEDIO</i>	<i>DELAY</i>	<i>PROBABILITA'</i>	<i>RITARDO MEDIO</i>
1	0 $\geq m$	$(1-p)$ p	10	0 1 $\geq m$	$(1-p)$ $p(1-p)$ p^2	1,09
2	0 $\geq m$	$(1-p)^2$ $1-(1-p)^2$	19	1 2 $\geq m+1$	$(1-p^2)(1-p)$ $(1-p^2)p(1-p)$ $1-(1-p^2)^2$	3,08
25 (= $m/4$)	0 $\geq m$	$(1-p)^{25}$ $1-(1-p)^{25}$	92,82	24 25 $\geq m+24$	$(1-p^2)^{24}(1-p)$ $(1-p^2)^{24}p(1-p)$ $1-(1-p^2)^{25}$	46,28
50 (= $m/2$)	0 $\geq m$	$(1-p)^{50}$ $1-(1-p)^{50}$	99,5	49 50 $\geq m+49$	$(1-p^2)^{49}(1-p)$ $(1-p^2)^{49}p(1-p)$ $1-(1-p^2)^{50}$	88,55
51 (= $m/2+1$)	0 $\geq m$	$(1-p)^{51}$ $1-(1-p)^{51}$	99,53	50 51 $\geq m+50$	$(1-p^2)^{50}(1-p)$ $(1-p^2)^{50}p(1-p)$ $1-(1-p^2)^{51}$	141,16

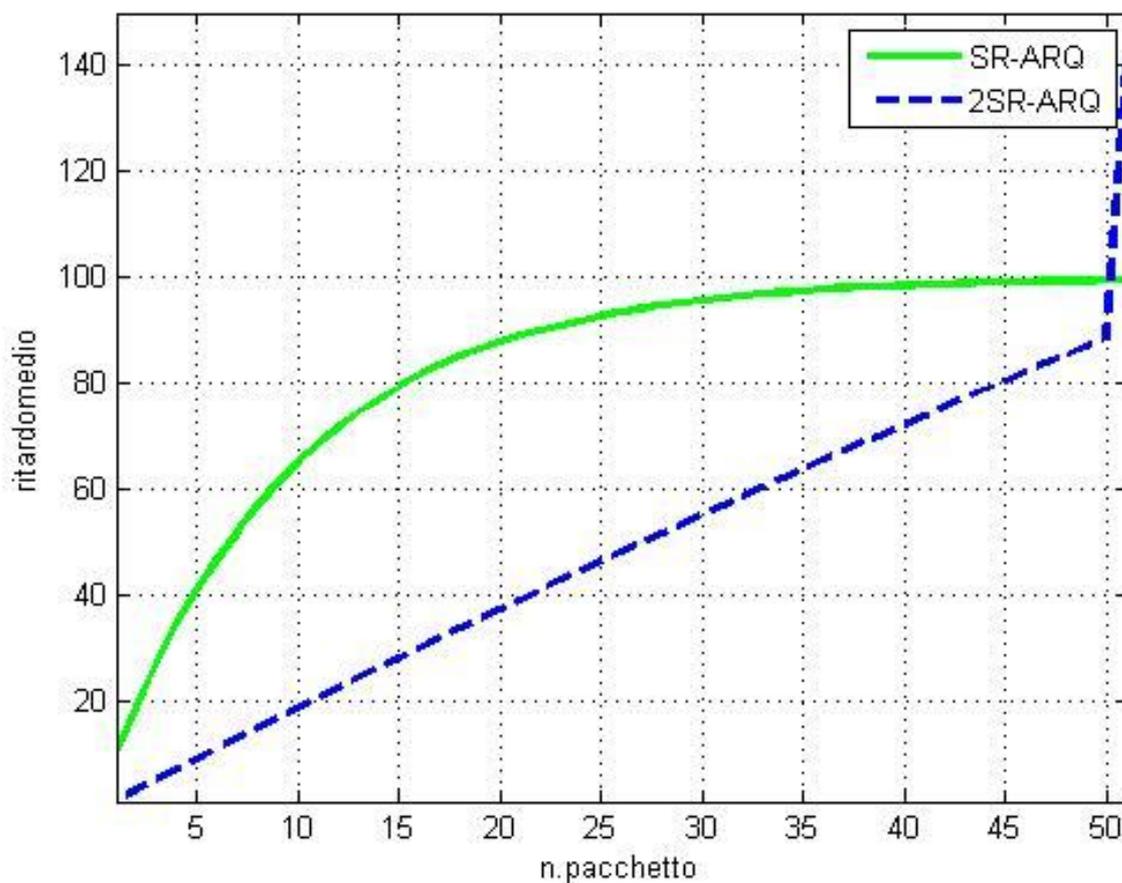


Figura 7 : Confronto ritardo tra SR-ARQ e 2SR-ARQ

Nel 2SR-ARQ ogni pacchetto ha tre ordini di ritardo perché le due occorrenze di ognuno di essi sono indipendenti tra loro. In ogni caso comunque, se per almeno una delle due occorrenze viene ricevuto un ACK allora il pacchetto va a buon fine.

Inoltre, sempre nel 2SR-ARQ, con l'aumentare dell'*id* dei pacchetti, aumenta linearmente anche il ritardo perché, come mostra la fig.8, già a partire dall'*id*=2 la posizione non è quella originale ma è shiftata di una certa quantità.

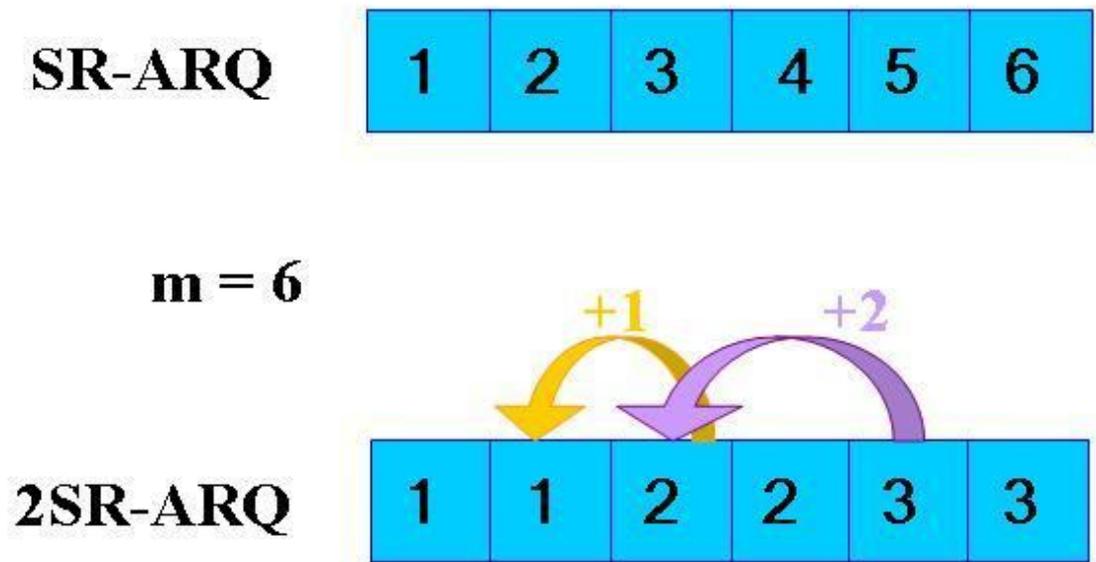


Figura 8 : confronto sulla posizione dei pacchetti tra SR-ARQ e 2SR-ARQ

Dalla fig.7, constatiamo che il ritardo medio per il 2SR-ARQ resta inferiore rispetto a quello dell'SR-ARQ fintantoché restiamo all'interno della 1° finestra, ovvero fino alla trasmissione del pacchetto centrale; con il pacchetto successivo a quello centrale, il ritardo del 2SR-ARQ aumenta vertiginosamente, mentre quello dell'SR-ARQ resta circa costante. Quest'ultimo comportamento si spiega con il fatto che da quel preciso pacchetto cominciamo a trasmettere in una nuova finestra, la quale genera un ulteriore contributo al calcolo del ritardo.

Dopo queste prime considerazioni, tornando all'analisi del ritardo, notiamo che :

- i. Per il primo pacchetto, il ritardo medio dell'SR-ARQ è maggiore di un fattore 10 rispetto a quello del 2SR-ARQ;
- ii. Per il secondo pacchetto, questo fattore moltiplicativo si abbassa ed è circa 6;
- iii. Per il pacchetto posizionato a $\frac{1}{4}$ della finestra, il ritardo dell'SR-ARQ è circa il doppio di quello del 2SR-ARQ;
- iv. Per il pacchetto centrale alla finestra, i due ritardi medi sono circa uguali;

- v. Per il pacchetto successivo a quello centrale, infine, il ritardo medio nel caso di SR-ARQ è minore rispetto a quello del 2SR-ARQ di un fattore $\frac{2}{3}$ circa.

Quest'ultimo andamento si spiega con il fatto che i pacchetti successivi al pacchetto centrale vengono trasmessi già in una nuova finestra e, nel caso in cui entrambe le occorrenze di quel pacchetto sono errate, è necessario attendere almeno due finestre prima di riceverlo correttamente.

Per concludere, possiamo dire che, per probabilità d'errore piccole, ha senso fare un confronto tra i vari tipi di SR-ARQ solo fino al pacchetto centrale alla finestra.

Siamo pronti allora per analizzare numericamente i tre singoli meccanismi di ARQ. Per semplicità, prendiamo una finestra abbastanza piccola ($m=6$) in modo da visualizzare più in dettaglio, con opportune approssimazioni, le varie situazioni che si vengono a creare e fermiamo lo studio del ritardo del pacchetto iniziale all'ordine m .

4.1 SR-ARQ

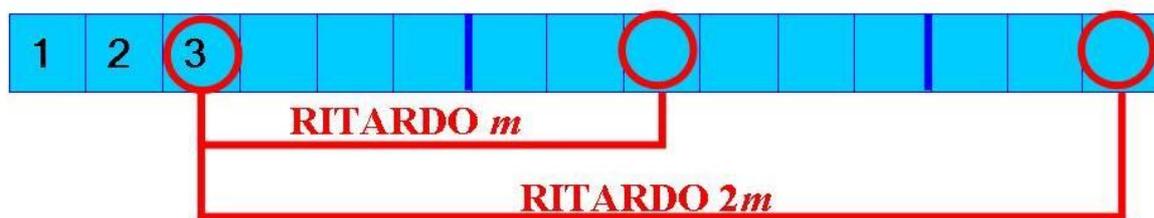


Figura 9 : rappresentazione grafica di SR-ARQ con $m=6$

Per l'SR-ARQ, utilizzando le equazioni trovate, possiamo ricavare il ritardo medio per il pacchetto iniziale e per quello centrale, con $id = 3$:

$$m_{delayI} = \sum_{i=1}^6 6ip^i(1-p) = 0.6667$$

$$m_{delayCy} = 6(1-p)^3 \left[\binom{3}{1} p + \binom{3}{2} p^2 + \binom{3}{3} p^3 \right] + 12(1-p)^3 \left[\binom{3}{1} p^2 + \binom{3}{2} \binom{2}{2} p^4 + \binom{3}{2} \binom{2}{1} p^3 + \binom{3}{3} \binom{3}{3} p^6 + \binom{3}{3} \binom{3}{2} p^5 + \binom{3}{3} \binom{3}{1} p^4 \right] = 1.6969$$

4.2 2SR-ARQ



Figura 10 : rappresentazione grafica di 2SR-ARQ con $m=6$

Calcoliamo ora il ritardo per il 2SR-ARQ :

$$m_{delayI} = \sum_{i=1}^6 6ip^{2i}(1-p) + \sum_{i=1}^6 (im+1)p^{2i+1}(1-p) = 0.0615$$

$$m_{delayC} = 2[(1-p^2)^2(1-p) + \sum_{i=2}^3 2^i \binom{2}{i} (1-p^2)^{2-i} p^{i+1} (1-p)^{i+1}] + 3[(1-p^2)^2(1-p)p + \sum_{i=2}^3 2^i \binom{2}{i} (1-p^2)^{2-i} p^{i+1} (1-p)^{i+1}] + 8[\sum_{i=1}^2 \binom{2}{i} (1-p^2)^3 p^{2i} + 2^i \binom{2}{i} (1-p^2)^{3-i} p^{3i} (1-p)^i + 2 \binom{2}{i} (1-p^2)^2 p^{2i+1} (1-p) + 2^{i+1} \binom{2}{i} p^{3i+1} (1-p)^{i+1}] + 9[(1-p^2)^3 p^2 + 2(1-p^2)^2 p^3 (1-p) + \sum_{i=2}^2 (2^i \binom{2}{i} p^{2i} (1-p^2)^2 + 2^{i+1} \binom{2}{i} (1-p^2)^{2-i} p^{3+3i} (1-p)^{i+1})] = 2.4204$$

4.3 SR²-ARQ



Figura 11 : rappresentazione grafica di SR²-ARQ con $m=6$

Infine, per l'SR²-ARQ abbiamo invece :

$$m_{delay1} = \sum_{i=0}^6 imp^i(1-p) + \sum_{i=1}^6 (im+1)p^{i+1}(1-p) = 0.7433$$

$$m_{delayC} = 6[2(1-p^2)(1-p)^2p + p(1-p)^3 + 2(1-p^2)^2(1-p)p^2 + p^2(1-p)^3] = 1.5488$$

4.4 RISULTATI GENERALI

Riunendo i tre risultati numerici e osservando la fig.12, si nota che :

- i. Per quanto riguarda il ritardo del pacchetto iniziale, per il 2SR-ARQ abbiamo un valore inferiore rispetto a quelli degli altri due criteri di circa un fattore 10, mentre l'SR-ARQ e l'SR²-ARQ sono all'incirca uguali;
- ii. Per quanto riguarda il ritardo del pacchetto centrale per il 2SR-ARQ è molto maggiore, quasi il doppio, rispetto a quello delle altre due varianti, mentre appunto i ritardi del pacchetto centrale per l'SR-ARQ e l'SR²-ARQ mantengono sempre circa lo stesso andamento.

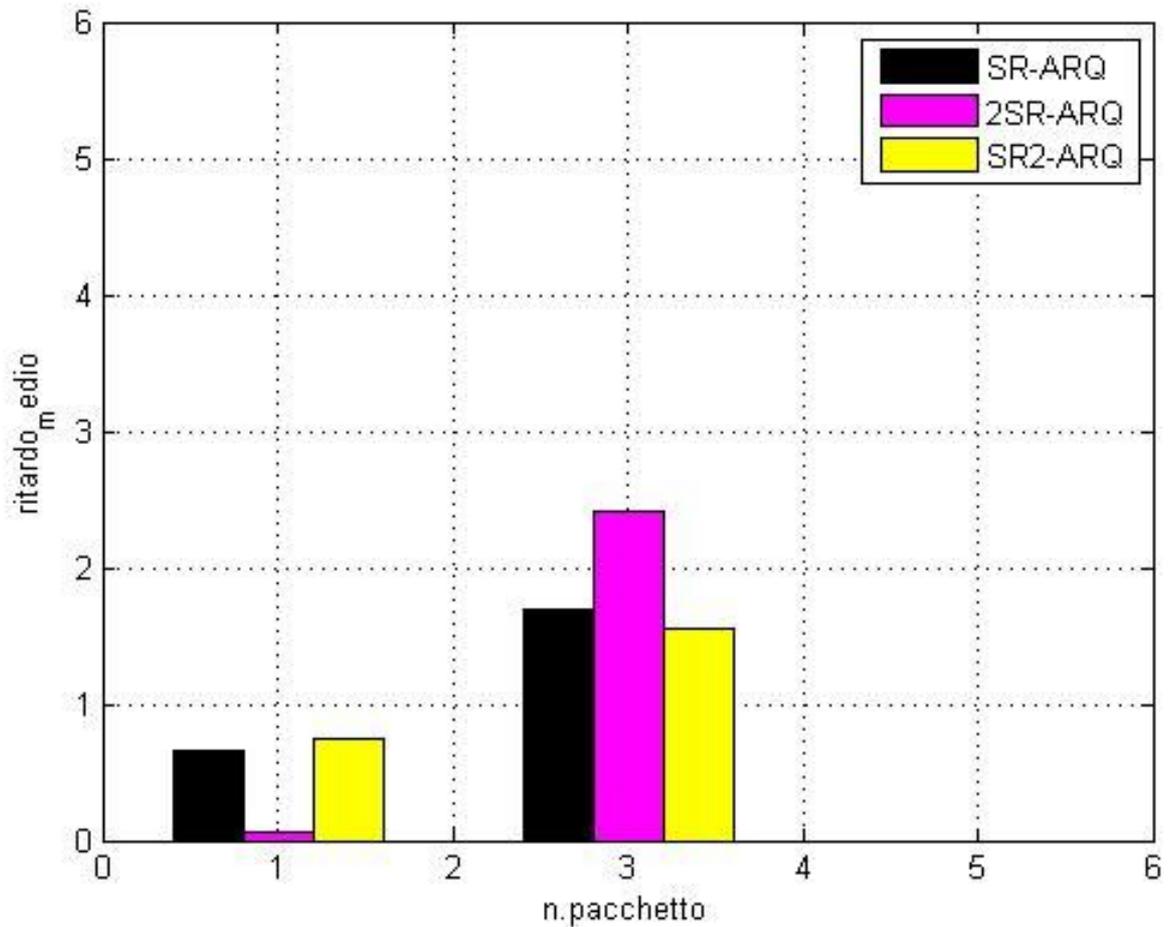


Figura 12 : mdelay per $p=0.1$ e $m=6$ nelle 3 varianti

Prendiamo un m maggiore, per esempio per $m=20$, come in fig.13 : il ritardo del pacchetto iniziale segue lo stesso comportamento per $m=6$, con il valore del 2SR-ARQ inferiore di circa un fattore 10 rispetto agli altri due; mentre, in questo caso, il ritardo del pacchetto centrale per il 2SR-ARQ si spinge ben oltre la larghezza della finestra, dal momento che non riusciamo a visualizzare neppure la fine della barra verticale, mentre per le altre due varianti i ritardi rimangono sempre circa uguali.

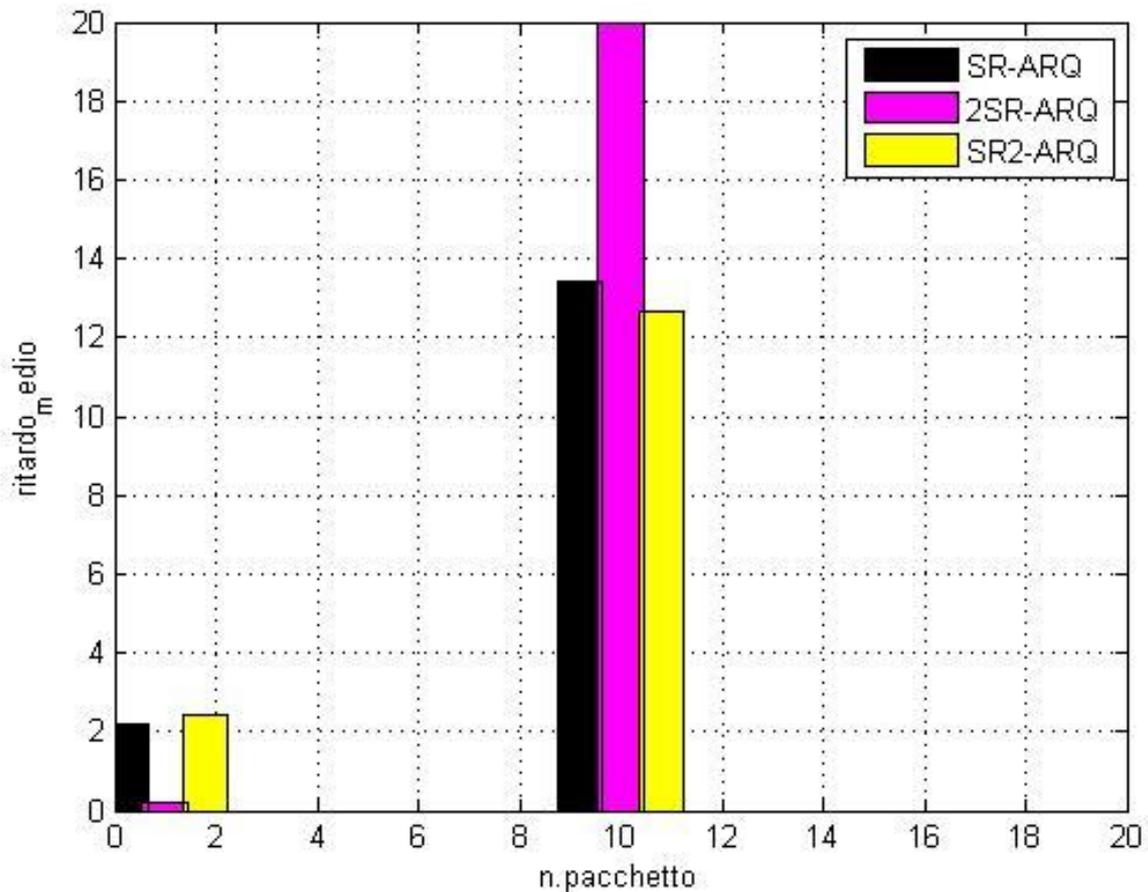


Figura 13 : mdelay per $p=0.1$ e $m=20$ nelle 3 varianti

Da queste due figure emerge che il meccanismo di doppia trasmissione per ogni pacchetto, il 2SR-ARQ, è inefficiente perché il suo ritardo aumenta sempre di più, con l'aumentare dell'*id* dei pacchetti e ad un certo punto tende a scoppiare. Il meccanismo di doppia trasmissione dei soli pacchetti errati, l' SR^2 -ARQ, ha invece risultati molto più soddisfacenti, il ritardo resta contenuto e addirittura (in modo approssimato) resta minore del ritardo del meccanismo tradizionale.

Riferendoci invece al pacchetto iniziale, convalidiamo la tesi trovata all'inizio del paragrafo 4 e raffigurata nelle fig.12-13 : il ritardo nel 2SR-ARQ per i primi pacchetti trasmessi si comporta in modo efficiente perché non ha contributi precedenti da considerare e soprattutto, con la doppia ritrasmissione, garantisce una probabilità maggiore di buona riuscita. Il fatto che l' SR^2 -ARQ presenta un

valore superiore rispetto a quello dell' SR-ARQ deriva dalla doppia ritrasmissione in caso d'errore : basta confrontare anche le 2 equazioni trovate per notare che il primo presenta due contributi ulteriori.

Nelle fig.14-15, abbiamo modificato la probabilità d'errore, aumentando a $p=0.3$, e mantenuto i due esempi per $m=6$ e $m=20$, per sottolineare la veridicità dei risultati ottenuti.

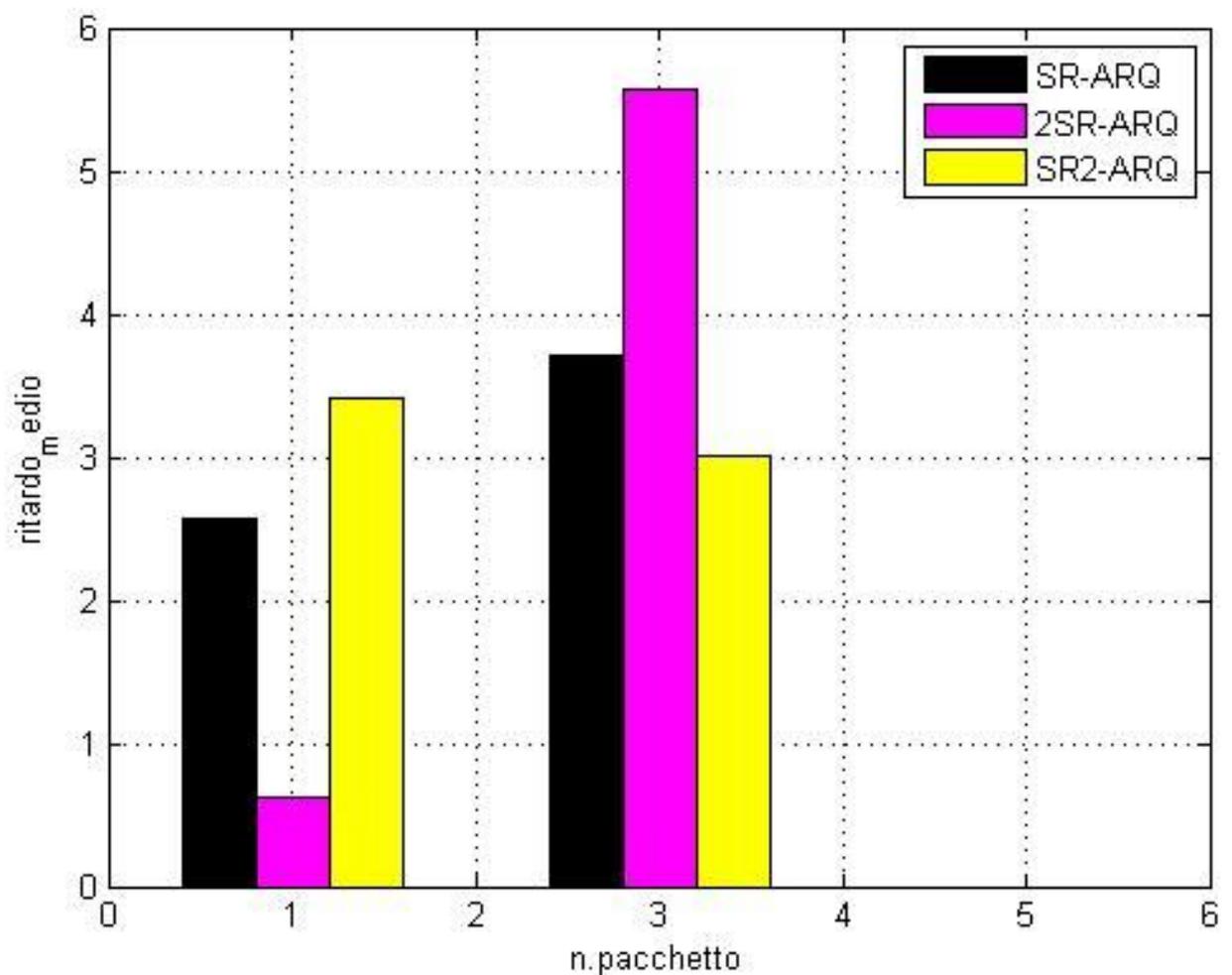


Figura 14 : mdelay per $p=0.3$ e $m=6$ nelle 3 varianti

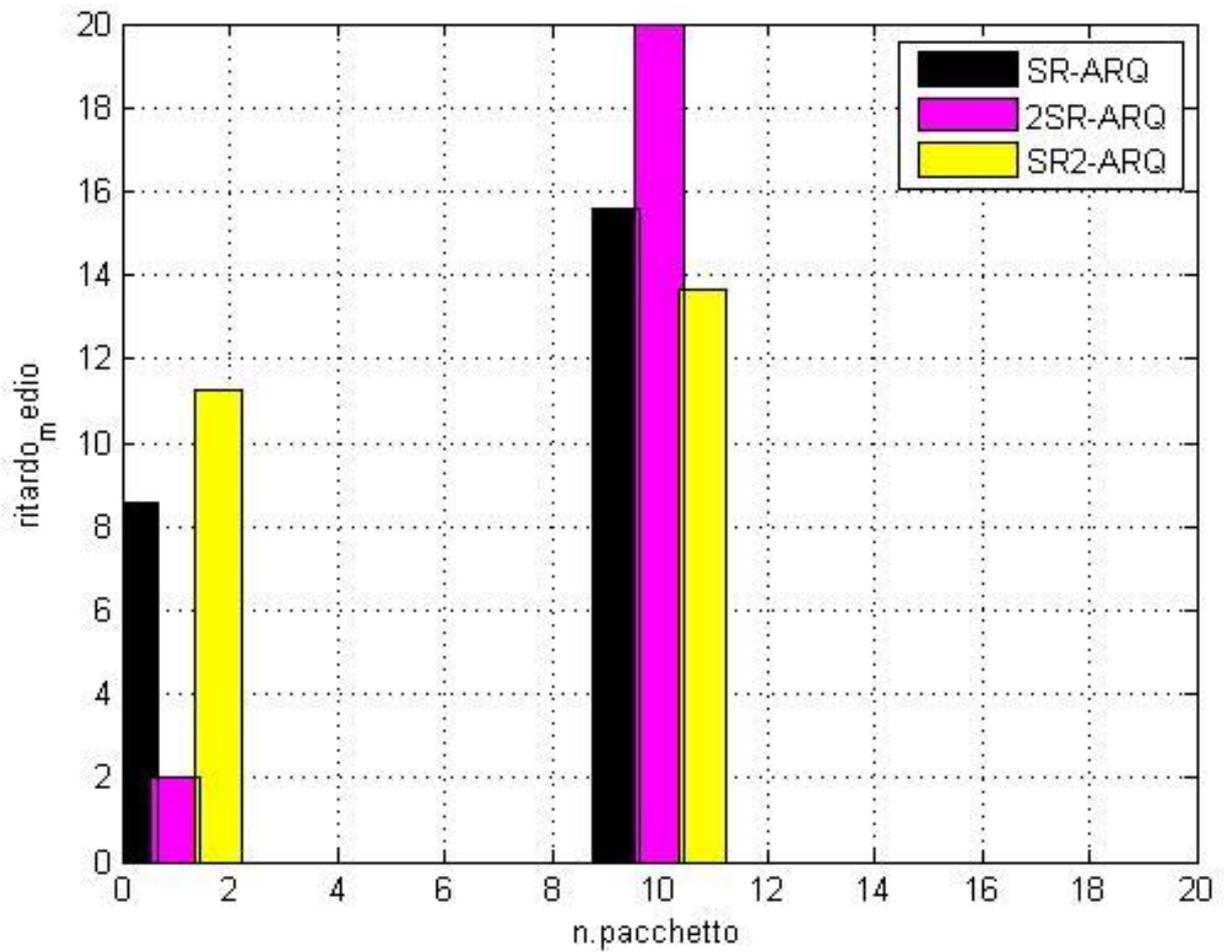


Figura 15 : mdelay per $p=0.3$ e $m=20$ nelle 3 varianti

Gli andamenti sono identici a quelli visti per $p=0.1$ ma ora, per tutti e tre i casi, il ritardo medio del pacchetto centrale è maggiore poiché abbiamo una probabilità più alta di inviare un pacchetto errato.

5. CONCLUSIONI

In questa tesi abbiamo presentato un confronto tra tre possibili processi di correzione degli errori basati su ARQ, da applicare a un canale con lunghi ritardi di propagazione e finestre abbastanza grandi.

Abbiamo riscontrato che la prima tra le due nuove varianti proposte si basa su un procedimento non adatto alle nostre ipotesi fatte che, a lungo andare, causa elevati ritardi. Questa complicazione deriva dal fatto che vengono costantemente effettuate trasmissioni che rendono il canale inutilmente occupato.

Dall'altra parte invece, possiamo mettere a confronto la seconda variante con l'implementazione classica dell'SR-ARQ, osservando che, con le ipotesi fatte, l'SR²-ARQ presenta dei valori di ritardo inferiori, anche per probabilità d'errore p maggiori. Il miglioramento è stato ottenuto grazie all'idea di ritrasmettere solo i pacchetti ricevuti errati che ha permesso di ridurre lo spazio utilizzato e il tempo impiegato.

In futuro proseguiremo lo studio del protocollo SR²-ARQ in modo più dettagliato per poterlo applicare laddove il ritardo di propagazione diventa un pesante svantaggio per le trasmissioni su canali con finestre grandi, come, per esempio, nelle comunicazioni sottomarine.

Inoltre, potremo applicare direttamente i risultati in una reale rete sottomarina o satellitare e studiarli sul posto.

6. APPENDICE

Tabella 2 : analisi ritardo SR-ARQ

RITARDO	SITUAZIONE	PROPABILITA'	COMBINAZIONI POSSIBILI
= 0	Se riceve subito $m/2$ ACK	$(1-p)^{m/2}$	1
= m	<ul style="list-style-type: none"> - Se sbaglia un solo pkt alla 1° trasmissione e alla ritrasmissione riceve ACK - Se sbaglia 2 pkt alla 1° trasmissione e alla ritrasmissione riceve 2 ACK - Iterando il procedimento, se sbaglia ogni volta i pkt alla 1° trasmissione e alla ritrasmissione riceve i ACK 	$p(1-p)^{m/2}$ $p^2(1-p)^{m/2}$ $p^i(1-p)^{m/2}$	$\binom{m/2}{1}$ $\binom{m/2}{2}$ $\binom{m/2}{i}$
= $2m$	<ul style="list-style-type: none"> - Se sbaglia un solo pkt alla 1° trasmissione e alla 1° ritrasmissione e riceve ACK solo alla 2° ritrasmissione - Se sbaglia 2 pkt alla 1° trasmissione e alla 1° ritrasmissione e riceve 2 ACK solo alla 2° ritrasmissione - Se sbaglia 2 pkt alla 1° trasmissione, alla 1° ritrasmissione riceve 1 ACK e 1 NACK e il 2° ACK solo alla 2° ritrasmissione - Iterando il procedimento, $\forall i \in [2, m/2]$ se sbaglia i pkt con probabilità p^i alla 1° trasmissione e tra questi pkt alla 1° ritrasmissione ne sbaglia altri $\lfloor i/2 \rfloor$ con probabilità $p^{\lfloor i/2 \rfloor}$ 	$p^2(1-p)^{m/2}$ $p^4(1-p)^{m/2}$ $p^3(1-p)^{m/2}$ $p^{i+\lfloor i/2 \rfloor}(1-p)^{m/2}$	$\binom{m/2}{1}$ $\binom{m/2}{2}$ $\binom{m/2}{2} \binom{2}{1}$ $\binom{m/2}{i} \binom{i}{\lfloor i/2 \rfloor}$

Tabella 3 : analisi ritardo 2SR-ARQ

RITARDO	SITUAZIONE	PROBABILITA'	COMBINAZIONI POSSIBILI
$= m/2-1$	<ul style="list-style-type: none"> - Se tutte le coppie sono ACK alla 1° trasmissione e il pkt $(m/2)^\circ$ è ACK alla 1° occorrenza - Se una coppia presenta alla 1° trasmissione 1 ACK e 1 NACK, mentre le altre $(m/2-2)$ e l'$(m/2)^\circ$ pkt sono ACK - Se 2 coppie presentano alla 1° trasmissione 1 ACK e 1 NACK, mentre le altre $(m/2-3)$ coppie e l'$(m/2)^\circ$ pkt sono ACK - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$ se i coppie presentano alla 1° trasmissione 1 ACK e 1 NACK, mentre le altre $(m/2-1-i)$ coppie l'$(m/2)^\circ$ pkt sono ACK 	$(1-p^2)^{m/2-1}(1-p)$ $(1-p^2)^{m/2-2}p(1-p)^2$ $(1-p^2)^{m/2-3}p^2(1-p)^3$ $(1-p^2)^{m/2-1-i}p^i(1-p)^{i+1}$	<p>1</p> <p>$(m/2-1)2$</p> <p>$\binom{m/2-1}{2}2^2$</p> <p>$\binom{m/2-1}{i}2^i$</p>
$= m/2$	<ul style="list-style-type: none"> - Se tutte le coppie presentano alla 1° trasmissione 2 ACK, mentre necessariamente la coppia $(m/2)^\circ$ presenta 1 NACK e 1 ACK - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se i coppie e in più la coppia $(m/2)^\circ$ presentano 1 NACK e 1 ACK, mentre le altre $(m/2-1-i)$ coppie sono ACK per entrambe le occorrenze alla 1° trasmissione 	$(1-p^2)^{m/2-1}p(1-p)$ $(1-p^2)^{m/2-1-i}p^{i+1}(1-p)^{i+1}$	<p>1</p> <p>$\binom{m/2-1}{i}2^i$</p>
$=m+m/2-1$	<ul style="list-style-type: none"> - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se riceve 2 NACK per i coppie alla 1° trasmissione e 2 ACK alla 1° ritrasmissione, con la coppia $(m/2)^\circ$ che riceve 2 ACK - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se riceve 2 NACK per i coppie alla 1° trasmissione e 2 ACK alla 1° ritrasmissione, con la coppia $(m/2)^\circ$ che riceve 1 ACK e 1 NACK - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se riceve per i coppie 2 NACK alla 1° trasmissione e 1 ACK e 1 NACK 	$(1-p^2)^{m/2}p^{2i}$ $(1-p^2)^{m/2-1}p^{2i+1}(1-p)$ $(1-p^2)^{m/2-i}p^{3i}(1-p)^i$ $(1-p^2)^{m/2-i}$	<p>$\binom{m/2-1}{i}$</p> <p>$\binom{m/2-1}{i}2$</p> <p>$\binom{m/2-1}{i}2^i$</p>

	<p>alla 1° ritrasmissione, con la coppia $(m/2)^\circ$ che riceve 2 ACK</p> <ul style="list-style-type: none"> - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se riceve per i coppie 2 NACK alla 1° trasmissione e 1 ACK e 1 NACK alla 1° ritrasmissione, con la coppia $(m/2)^\circ$ che riceve 1 ACK e 1 NACK 	$p^{3i+1}(1-p)^{i+1}$	$\binom{m/2 - 1}{i} 2^{i+1}$
$=m+m/2$	<ul style="list-style-type: none"> - Se riceve 2 NACK alla 1° trasmissione e 2 ACK alla 1° ritrasmissione per la coppia $(m/2)^\circ$, mentre le altre coppie sono subito corrette - Se riceve 2 NACK alla 1° trasmissione e 1 ACK e 1 NACK alla 1° ritrasmissione per la coppia $(m/2)^\circ$, mentre le altre coppie sono subito corrette - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se i coppie e la coppia $(m/2)^\circ$ ricevono 2 NACK alla 1° trasmissione e 2 ACK alla 1° ritrasmissione - Iterando il procedimento, $\forall i, i \in [1, m/2 - 1]$, se i coppie e la coppia $(m/2)^\circ$ ricevono 2 NACK alla 1° trasmissione e 1 ACK e 1 NACK alla 1° ritrasmissione 	$(1-p^2)^{m/2} p^2$ $(1-p^2)^{m/2-i} p^3(1-p)$ $(1-p^2)^{m/2} p^{2i+2}$ $(1-p^2)^{m/2-1-i} p^{3i+3}(1-p)^{i+1}$	1 2 $\binom{m/2 - 1}{i} 2^i$ $\binom{m/2 - 1}{i} 2^{i+1}$

Tabella 4 : analisi ritardo SR²-ARQ

RITARDO	SITUAZIONI	PROBABILITA'	COMBINAZIONI POSSIBILI
= 0	- Se tutti i pacchetti sono ricevuti correttamente	$(1-p)^{m/2}$	1
= m	<ul style="list-style-type: none"> - Se un solo pacchetto, diverso da quello centrale riceve 1 NACK e alla 1° ritrasmissione 2 ACK - Iterando il procedimento $\forall i \in [1, m/2-1]$, i pacchetti (diversi da quello centrale) ricevono 1 NACK alla 1° trasmissione e poi 2 ACK - Se solo il pacchetto centrale riceve 1 NACK alla 1° trasmissione e poi 2 ACK - Iterando il procedimento, $\forall i \in [1, m/2-1]$, i pacchetti, tra cui è sempre presente quello centrale, ricevono 1 NACK alla 1° trasmissione e poi 2 ACK 	$p(1-p^2)(1-p)^{m/2-1}$ $p^i(1-p^2)^i(1-p)^{m/2-i}$ $p(1-p)^{m/2}$ $p^i(1-p^2)^{i-1}(1-p)^{m/2-i+1}$	$\binom{m/2-1}{1}$ $\binom{m/2-1}{i}$ 1 $\binom{m/2-1}{i-1}$

BIBLIOGRAFIA

- [1] M.Rossi, L.Badia, M Zorzi, “Accurate approximation of ARQ packet delay statistics over Markov channels with finite round-trip delay,” in Proc. IEEE WCNC’03, vol. 3, pp.1767–1772, New Orleans (LA), Mars 2003

- [2] D.Bertsekas, R.Gallager, “Data Network,” Prentice Hall, 1992

- [3] J.G.Kim and M.M.Krunz, “Delay analysis of selective repeat ARQ for a markovian source over a wireless channel,” IEEE Trans. Veh. Technol., vol. 49, pp. 1968–1981, September 2000

- [4] N.Benvenuto, M.Zorzi, “Principles of communications Networks and Systems”, Wiley, cap.9, pp. 662-678, 2011

- [5] J.Rice et al. “Evolution of Seaweb underwater acoustic networking”. In Proc. of MTS/IEEE Oceans, pp. 2007–2017, Providence, RI, September 2000

- [6] J.-W.Lee et al. “An improved ARQ scheme in underwater acoustic sensor networks”. In Proc. MTS/IEEE Oceans, pp. 1–5, Kobe, Japan, April 2008

- [7] M.Stojanovic. “Optimization of a data link protocol for an underwater acoustic channel”. In Proc. IEEE/OES Oceans, pp. 68–73, Brest, France, June 2005

- [8] L.Badia, P.Casari, M.Levorato, M.Zorzi, “Analysis of an automatic repeat request scheme addressing long delay channels”. Proceedings IEEE WunderNet, Bradford, UK, May 2009

- [9] A.G.Konheim, "A queueing analysis of two ARQ protocols," IEEE Trans. Commun. vol. 28, pp. 1004-1014, July 1980
- [10] Z.Rosberg, M.Sidi, "Selective-Repeat ARQ: The joint distribution of the transmitter and the receiver resequencing buffer occupancies," IEEE Trans. Commun., vol. 38, pp. 1430-1438, September 1990
- [11] L.Badia, M.Rossi, M.Zorzi, "SR ARQ packet delay statistics on Markov channels in the Presence of Variable Arrival Rate", IEEE Transactions on Wireless Communications, July 2006
- [12] M.E.Anagnostou and E.N.Protonotarios, "Performance analysis of the Selective Repeat ARQ protocol," IEEE Trans. Commun. vol. 34, no. 2, pp. 127-135, February 1986
- [13] N.Benvenuto, M.Zorzi, "Principles of communications Networks and Systems", Wiley, cap.6, pp. 373-375, 2011
- [14] L.Badia, M.Levorato, M.Zorzi, "Markov analysis of selective repeat type II hybrid ARQ using block codes", IEEE Transactions on Communications, September 2008
- [15] M.H.Lu, P.Steenkiste, T.Chen "Design, Implementation and Evaluation of an Efficient Opportunistic Retransmission Protocol", Proc. Of IEEE MobiCom, pp.73-84 Beijing, China, September 2009
- [16] M.Molins, M.Stojanovic, "Slotted FAMA: a MAC protocol for underwater acoustic networks", OCEANS 2006 (Asia Pacific), Singapore, 16-19 May 2007

[17] J.Zhu, S.Roy, “An adaptive two-copy delayed SR-ARQ for satellite channels with shadowing”, Vehicular Technology Conference IEEE 56th, pp.849 - 853 vol.2 , 2002

[18] J.Zhu, S.Roy, “Improving link layer performance on satellite channels with shadowing via delayed two-copy selective repeat ARQ”, IEEE Journal on selected Areas in Communications, vol.22, pp.472-481, April 2004

[19] S.Shambayati, C.R.Jones, Divsalar, “Maximizing throughput for satellite communication in a hybrid FEC/ARQ scheme using LDPC codes”, Military Communications Conference, MILCOM 2005 IEEE, vol.5, pp.3289-3298, Atlantic City, NJ, October 2005

[20] N.Benvenuto, M.Zorzi, “Principles of communications Networks and Systems”, Wiley, cap.5.5, pp.296-307, 2011