Quesito 1 (punti 8). Sia data una memoria secondaria di ampiezza 64 GB, organizzata in blocchi di ampiezza 1 kB. Dopo aver calcolato la dimensione minima di un indice di blocco per tale memoria, sotto il vincolo che essa debba essere un multiplo di 8 (*bit*), si determini la dimensione massima di *file* ottenibile nel caso pessimo di contiguità nulla sotto le seguenti ipotesi:

1. *file system* di tipo NTFS, con *record* ampi 1 kB, 408 B riservati all'attributo dati nel *record* principale ed 800 B nei *record* di estensione, utilizzando esattamente 2 *record*;
2. *file system* di tipo Extfs, con *i-node* ampi 1 kB, nodo principale contenente 16 indici di blocco ed 1 indice di I e di II indirezione, utilizzando l'intero *i-node* principale.

Calcolate le dimensioni richieste, si determini per ciascun tipo di *file system*, il rapporto inflattivo determinato dalla sua organizzazione strutturale, ossia l'onere proporzionale dovuto alla memorizzazione delle strutture di rappresentazione rispetto a quella dei dati veri e propri.

Quesito 2 (punti 5). Dato il sistema descritto dalla seguente rappresentazione insiemistica delle assegnazioni delle risorse:

$$\begin{aligned} \mathrm{P} &= \{P_1, P_2, P_3, P_4, P_5\} \\ \mathrm{R} &= \{R_1^2, R_2^1, R_3^1, R_4^2\} \\ \mathrm{E} &= \{P_2 \to R_2, P_3 \to R_4, P_3 \to R_2, P_1 \to R_3, P_4 \to R_3, \\ &\quad R_1 \to P_1, R_1 \to P_2, R_2 \to P_5, R_3 \to P_2, R_4 \to P_4, R_4 \to P_5\} \end{aligned}$$

si rappresenti il relativo grafo di allocazione delle risorse verificando anche se il sistema si trovi, nell'istante rappresentato, in condizione di stallo. Successivamente si discuta l'effetto che l'eventuale richiesta da parte del processo P_2 della risorsa R_4 causerebbe sullo stato corrente del sistema.

Quesito 3 (punti 3).
[3.A]: Indicare quale tra le seguenti affermazioni è corretta. Nella gerarchia TCP/IP il protocollo SMTP (*Simple Mail Transfer Protocol* si colloca al livello:
1: IP (rete)
2: TCP (trasporto)
3: Applicazioni
4: Nessuno.

[3.B]: Indicare quale tra le seguenti affermazioni è corretta. Un semaforo contatore può:
1: assumere valori interi arbitrari
2: assicurare l'accesso in mutua esclusione ad una risorsa condivisa
3: servire alla realizzazione di una struttura *monitor*
4: consentire l'accesso simultaneo di più processi ad una risorsa condivisa, fino al limite fissato dal valore di inizializzazione del contatore.

[3.C]: Quale tra le seguenti politiche di ordinamento minimizza il tempo medio di risposta dei processi in un sistema concorrente soggetto a prerilascio:
1: Highest Priority First
2: Round Robin (senza valutazione dell'attributo di priorità)
3: Shortest Job First
4: First Come First Served (con inibizione del prerilascio).

Quesito 4 (punti 8). Per ovviare alla congestione di un ramo di rete, un nodo emittente M è costretto a frammentare i segmenti da inviare al nodo destinazione D. Tali frammenti sono numerati consecutivamente, con campo contatore ampio 4 *bit*, così che D possa provvedere alla ricostruzione dei segmenti originari. M e D si sono accordati per usare la variante "*Selective Repeat*" dello *Sliding Window Protocol*, impiegando una finestra di emissione/ricezione di ampiezza 8 (0..7).
Il nodo M fissa il proprio intervallo di *time out* all'ampiezza di 5 unità di tempo, mentre provvede ad inviare frammenti al ritmo di 1/u.t. Il tempo impiegato da un frammento per percorrere la distanza M-D, in entrambe le direzioni, è invece sempre pari a 2 u.t.
Date queste condizioni, si mostri la sequenza di scambio di frammenti e conferme tra M e D fino all'invio del frammento di indice 6 da parte di M, assumendo che non vada a buon fine il primo invio dei frammenti di indice $1, 3, 4$.
Si assuma che, successivamente alla notifica di *time out*, M dia precedenza al re-invio del corrispondente frammento rispetto all'emissione di nuovi frammenti entro l'intervallo corrente di invio.

Quesito 5 (punti 8). Lo schema logico riportato in figura 1 rappresenta la rete dati di un Istituto di Ricerca ed Alta Formazione (IRAF), composta da due reparti ed una stanza per i gestori della rete.

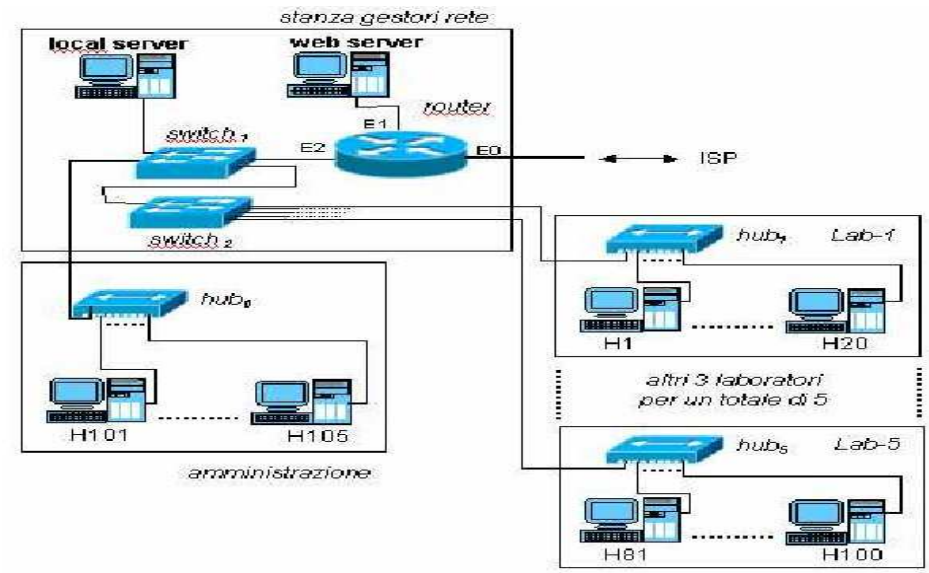

Figura 1: Articolazione della rete interna dell'IRAF.

Nella struttura di rete dell'IRAF, che utilizza lo standard Fast Ethernet capace di sostenere un traffico fino a 100 Mbps, sono presenti due serventi, posizionati nella *stanza gestori rete*, dei quali:

- quello denominato web server offre servizi *Web* accessibili prevalentemente da utenti esterni all'Azienda;
- quello denominato local server offre invece servizi di *application server*, di *file server* e di accreditamento all'intero IRAF.

Gli utenti della rete IRAF sono suddivisi tra:

1. un reparto *amministrazione* composto da 5 postazioni di lavoro ($H101 - H105$), tutte caratterizzate da un traffico prevalentemente di tipo utente-servente facente capo al local server;
2. un reparto *operativo* composto da 5 laboratori ($Lab - 1 - Lab - 5$), ciascuno dotato di 20 postazioni di lavoro, caratterizzate da utenti con traffico costituito all'80% da accessi ad *Internet*, e per il rimanente 20% di tipo utente-servente facente capo local server.

Gli utenti della rete IRAF sono suddivisi tra:

1. un reparto *amministrazione* composto da 5 postazioni di lavoro ($H101 - H105$), tutte caratterizzate da un traffico di tipo utente-servente facente capo al local server;
2. un reparto *operativo* composto da 5 laboratori ($Lab_1 - Lab_5$), ciascuno dotato di 20 postazioni di lavoro, caratterizzate da utenti con traffico costituito all'80% da accessi ad *Internet*, e per il rimanente 20% di tipo utente-servente facente capo local server.

Si determini il flusso teorico massimo per tale configurazione di rete nel caso peggiore in cui tutti gli utenti vi operino simultaneamente.

L'IRAF accede ad *Internet* mediante un unico indirizzo IP statico fornito direttamente dal proprio ISP. Al suo interno, invece, l'IRAF intende condividere gli indirizzi privati di una intera classe B (172.16.0.0), sfruttando la funzione di traduzione degli indirizzi (NAT, *Network Address Translation*) realizzata all'interno del proprio *router*.
Si proponga una ripartizione degli indirizzi interni utili in sottoreti della medesima dimensione massima, e si compili una tabella riassuntiva che riporti, per ciascun dispositivo di rete dell'IRAF, l'indirizzo IP ad esso attribuito, la *subnet mask* corrispondente ed il *default gateway* di riferimento.

Soluzione 1 (punti 8). Essendo la memoria secondaria ampia 64 GB e i blocchi ampi 1 kB, è immediato calcolare che siano necessari $\lceil \frac{64\ GB}{1\ kB} \rceil = 64\ M = 2^6 \times 2^{20} = 2^{26}$ indici, la cui rappresentazione binaria banalmente richiede 26 *bit*. Stante il vincolo che la dimensione dell'indice debba essere un multiplo di 8 *bit*, la dimensione dell'indice deve salire a 32 *bit* (4 B). Vediamo ora quale possa essere la dimensione massima di *file* ottenibile sotto le ipotesi fissate dal quesito.

***File system* di tipo** NTFS : Dei 408 B riservati all'attributo dati nel *record* principale, $2 \times 4 = 8$ B saranno riservati alla coppia {base, indice}, mentre i rimanenti $408 - 8 = 400$ B potranno essere utilizzati per indicare le sequenze contigue di caso peggiore (dunque tutte ampie 1 blocco). Poiché ciascuna sequenza richiede una coppia di indici {inizio, fine}, pari a $2 \times 4 = 8$ B, il *record* principale potrà ospitare $\lfloor \frac{400\ B}{8\ B} \rfloor = 50$ sequenze ampie 1 blocco. Il *record* di estensione dispone invece di 800 B per la memorizzazione di $\lfloor \frac{800\ B}{8\ B} \rfloor = 100$ ulteriori sequenze. Ne segue che, sotto le ipotesi del quesito, la dimensione massima di *file* consentita da NTFS è pari a: $(50 + 100)$ blocchi $\times$ 1kB/blocco $= 150$ kB, al costo di 2 *record*, ciascuno ampio 1 kB. Il rapporto inflattivo in questo caso è dunque pari a: $\frac{2\ kB}{150\ kB} = 1.33\%$.

***file system* di tipo** Extfs : In questo caso, utilizzando tutti i campi dell'*i-node* principale, abbiamo a disposizione:

- 16 indici diretti di blocco, al costo di 1 blocco poiché un *i-node* occupa lo stesso spazio di un blocco;
- 1 indice di I indirezione, il quale punta ad un *i-node* interamente utilizzato per contenere indici diretti di blocco, che consente di esprimere fino a: $\lfloor \frac{1\ kB}{4\ B} \rfloor = \lfloor \frac{2^{10}}{2^2} \rfloor = 2^8 = 256$ indici di blocco, al costo di 1 ulteriore blocco;
- 1 indice di II indirezione, il quale punta ad un *i-node* speciale, interamente utilizzato per contenere puntatori ad *i-node* di I livello, che dunque consente di esprimere 256 puntatori a strutture ciascuna contenente fino a 256 indici diretti di blocco, per un totale di $256^2 = (2^8)^2 = 2^{16} = 65.536$ blocchi, al costo di $1 + 256 = 257$ ulteriori blocchi.

Conseguentemente, Extfs consente di rappresentare *file* di dimensione massima pari a: $(16 + 256 + 65.536) \times 1\ kB = 65.808\ kB = 64\ MB + 272\ kB$ (438,72 volte maggiore di quanto ottenuto con NTFS) per un rapporto inflattivo pari a: $\frac{(1+1+257) \times 1\ kB}{65.808\ kB} = 0,39\%$ (3,4 volte inferiore a quanto ottenuto con NTFS).

La considerazione ovvia da trarre da queste considerazioni è che NTFS) è particolarmente penalizzato dalle condizioni di scarsa o nulla contiguità. (Per contro, ad Extfs la contiguità non giova in alcun modo.)

Soluzione 2 (punti 5). La figura 2 mostra graficamente la rappresentazione insiemistica del sistema proposta dal quesito. In tale rappresentazione non si rilevano percorsi chiusi, per cui il sistema non è attualmente in condizione di stallo.

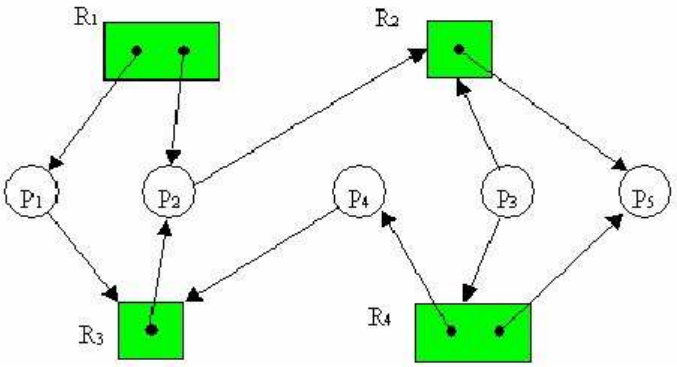

Figura 2: Grafo di allocazione delle risorse per il sistema dato.

Qualora, in tale situazione, il processo P_2 richiedesse la risorsa R_4, la richiesta genererebbe invece il percorso chiuso: $P_2 \rightarrow R_4 \rightarrow P_4 \rightarrow R_3 \rightarrow P_2$.
In tale percorso chiuso è presente una risorsa a molteplicità multipla (R_4^2) il che ci impedisce di fare affermazioni a priori sull'eventualità di stallo, richiedendo invece un'analisi puntuale del problema in esame.
È facile vedere che il cuore del problema sta nell'evoluzione dello stato della risorsa R_4: qualora la seconda istanza di questa risorsa, quella attualmente in possesso del processo P_5, non appartenente al percorso chiuso in esame, si dovesse liberare in tempo finito, allora il percorso chiuso non determinerebbe una condizione di stallo per i processi coinvolti.

Osservando la figura 2 si può notare come il processo P_5 non attenda alcuna risorsa e sia dunque in condizione di procedere normalmente con la propria esecuzione, fino al rilascio della propria istanza della risorsa R_4. A quel punto però, la richiesta di accesso alla risorsa R_4 dal processo P_2 entrerebbe in competizione con quella già emessa dal processo P_3.
Il caso peggiore per il problema in esame sarebbe quello in cui l'istanza libera della risorsa R_4 venisse assegnata al processo P_3, già in competizione con il processo P_2 per l'accesso esclusivo alla risorsa R_2 rilasciata dal processo P_5.
A quel punto si aprirebbero 2 scenari distinti:

1. qualora la risorsa R_2 fosse assegnata al processo P_3, questo, come già P_5 precedentemente, non avrebbe più alcuna attesa pendente e potrebbe pertanto procedere normalmente fino al rilascio di R_2 e di R_4, aprendo così anche il percorso chiuso in esame

2. qualora invece la risorsa R_2 fosse assegnata al processo P_2, questa assegnazione creerebbe un ulteriore percorso chiuso: $P_2 \rightarrow R_4 \rightarrow P_3 \rightarrow R_2 \rightarrow P_2$, causando così una effettiva condizione di stallo nel sistema, che coinvolgerebbe i processi P_2, P_3 e P_4.

Soluzione 3 (punti 3).
La risposta al quesito 3.A è: 3.
La risposta al quesito 3.B è: 4.
La risposta al quesito 3.C è: 2.

Soluzione 4 (punti 8). Come noto, la versione base dello *Sliding Window Protocol* (*SWP*) prevede che il nodo destinazine (D) confermi al nodo emittente (M) soltanto l'arrivo dei frammenti di indice immediatamente successivo all'ultima ricezione corretta, confermata e di indice interno all'intervallo di ricezione corrente. Tutti i frammenti arrivati fuori ordine vengono invece scartati. *SWP* richiede anche che il nodo emittente, dopo aver inviato tutti i frammenti di una finestra, debba attenderne le corrispondenti conferme prima di poter "far scorrere" la finestra, provvedendo alla riemissione di quelli per i quali si sia verificato *time out*. Ad ogni conferma inviata, il nodo destinazione avanza di 1 la propria finestra di ricezione. Simmetricamente, ad ogni conferma ricevuta, il nodo emittente avanza di 1 la propria finestra di invio, potendo così procedere con l'invio di nuovi frammenti.
La variante *Selective Repeat* di *SWP* vuole ridurre il carico di rete derivante dal reinvio di frammenti già correttamente ricevuti anche fuori ordine e dunque non ancora confermati. A tal fine, *SR-SWP* consente al nodo destinazine (D di trattenere nella propria finestra di ricezione, ma senza inviare conferma, i frammenti di indice entro l'intervallo di ricezione corrente, che siano stati ricevuti fuori ordine, inviando poi al nodo emittente (M) la conferma di intere sottosequenze contigue così prodottesi, avanzando conseguentemente il proprio intervallo.
Con queste premesse ed i dati forniti dal quesito possiamo facilmente ricostruire la sequenza di comunicazioni di interesse tra M e D, fino all'invio da parte di M del frammento di indice 6. La sequenza è illustrata in figura 3.

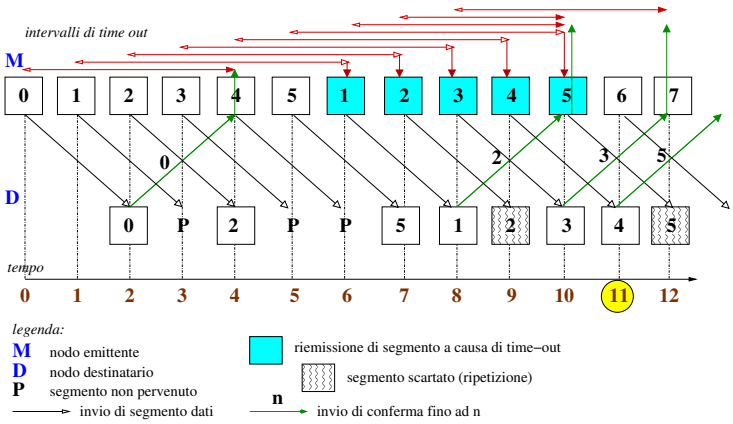

Figura 3: Sequenza di comunicazioni tra i nodi M e D fino alla conferma del frammento di indice 6.

Come indicato dal quesito, il primo mancato arrivo concerne il frammento di indice 1, che sappiamo essere stato inviato all'instante 1. Il *time out* corrispondente a questo invio scadrà pertanto all'instante $1+5=6$. All'instante 6, M avrà inviato frammenti consecutivi sino all'indice 5, avendo però ricevuto conferma di ricezione solo per il frammento di indice 0, poiché D non avrà ricevuto i frammenti di indice 1, 3 e 4 e non avrà confermato il frammento di indice 2, giunto fuori sequenza.

Come specificato nel quesito, alla notifica di *time out* per il frammento di indice 1, pervenuta all'instante 6, M darà precedenza alla riemissione del frammento non confermato rispetto all'invio di nuovi frammenti.
Tale situazione si ripeterà agli istanti 7, 8 e 9, ai quali M riemetterà i frammenti di indice 2, 3 e 4 rispettivamente, per i quali si sarà verificato *time out*.
La ricezione da parte di D del frammento di indice 1 avverrà correttamente all'instante 8, e produrrà l'invio di conferma fino all'indice 2 (già ricevuto) e conseguentemente la cancellazione del nuovo frammento di indice 2 in arrivo all'istante 9.
M riceverà la conferma degli indici fino a 2 all'istante 10, insieme alla notifica di *time out* per il frammento di indice 5. Pertanto, all'istante 10 M riemetterà il frammento di indice 5 (che D scarterà come duplicato!).
All'istante 11, invece, non dovendo trattare alcun *time out*, M potrà riprendere l'invio di frammenti con indice ancora entro la prima finestra di emissione. Il primo di essi sarà il frammento di indice 6.

Soluzione 5 (punti 8). Le 3 porte del router 1 ($E0$, $E1$ ed $E2$) identificano altrettante reti locali:

LAN-0 : rete esterna, di collegamento tra l'ISP e la rete IRAF

LAN-1 : settore non protetto della rete (in gergo: DMZ, *demilitarized zone*), contenente i servizi *web* liberamente accessibili dall'esterno

LAN-2 : rete interna dell'IRAF, composta da un unico dominio di diffusione.

Data tale configurazione, il calcolo dei flussi di rete di caso peggiore può essere affrontato limitando l'analisi alla sola rete interna LAN-2. Per prima cosa occorre individuare i flussi utili, ossia quelli specificati dal quesito. Detti:

- X traffico originato dal generico utente del reparto amministrazione ($H101 - H105$) e diretto verso il *local server*
- Y traffico originato dal generico utente di laboratorio ($H1 - H100$), 80% verso *Internet*, 20% verso il *local server*

si ottiene facilmente la distribuzione rappresentata in figura 4, in cui il traffico utile è indicato in grassetto ed il traffico effettivo è racchiuso in un ovale.

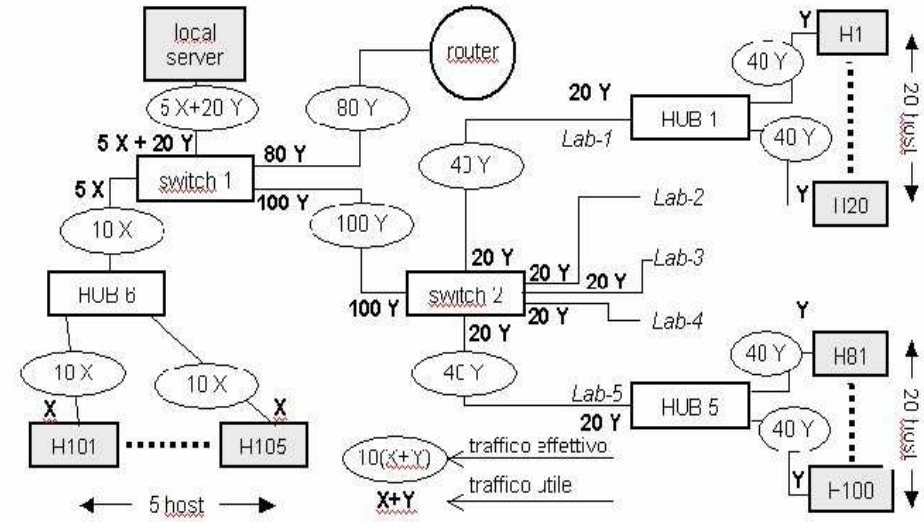

Figura 4: Ripartizione del traffico interno.

Imponendo il dato di progetto che ogni ramo della rete possa trasferire fino a 100 Mbps, otteniamo le seguenti condizioni:

$$100Y = 100 \text{ Mbps} \tag{1}$$
$$10X = 100 \text{ Mbps} \tag{2}$$
$$0,8Y \text{ verso } \textit{Internet} \tag{3}$$
$$0,2Y \text{ verso } \textit{local server} \tag{4}$$

che, risolte a sistema, portano banalmente ai seguenti valori massimi:

$$X = 10 \text{ Mbps} \tag{5}$$
$$Y = 1 \text{ Mbps} \tag{6}$$

per una quota utente di laboratorio di traffico verso *Internet* pari a $0,8$ Mbps ed il rimanente $0,2$ Mbps di traffico verso il *local server*.

Per quanto concerne la ripartizione degli indirizzi IP della rete IRAF, l'indirizzo IP statico fornito dall'ISP è un dato ininfluente, per cui possiamo escludere dall'analisi la configurazione della porta E0 del *router*. Per gli altri dispositivi abbiamo invece a disposizione un'intera classe B di indirizzi riservati 172.16.0.0. Sulla base di quanto esposto in precedenza, sappiamo di avere 2 sole sottoreti da considerare, la LAN-1 (DMZ) e la LAN-2.
Il dato chiave di progetto è che tali sottoreti debbano avere la stessa dimensione massima (e dunque anche la stessa *subnet mask*). Sapendo che il numero di sottoreti utili S è dato dall'equazione: $S = 2^N - 2 \geq K = 2$, dove N è il numero di *bit* impiegati per designarle, per $N = 2$ otteniamo $S = 2 = K$, che verranno sottratti alla parte nodo dell'indirizzo.
In definitiva, oltre alla parte di rete dell'indirizzo di classe B, di ampiezza canonica 16 *bit*, avremo un campo *subnet* di ampiezza $S = 2$ *bit*, e la parte di nodo rimanente, di ampiezza 14 *bit* capace di designare $2^{14} - 2 = 16.382$ indirizzi IP utili, ampiamente sufficienti per risolvere il problema proposto.
La *subnet mask* interna all'IRAF, comune a tutte le sue sottoreti interne, varrà allora: 255.255.192.000 (in binario: 11111111-.11111111.11000000.00000000; /18 in notazione compatta).

172	16	0	0	
10101100	00010000	00	000000	000000000
parte di rete (classe B)		*sottoreti interne*	*nodi di sottorete*	

Tabella 1: Base dell'insieme di indirizzi di classe C riservati ad uso interno dell'IRAF.

In tabella 2 ricapitoliamo le caratteristiche degli indirizzi IP delle 2 sottoreti utili, mentre in tabella 3 riportiamo una possibile assegnazione di indirizzi IP per i dispositivi aziendali interni.

parte di rete	sottorete interna	nodo	destinazione indirizzo	
10101100. 00010000.	01	000000. 00000000	172.16.64.0	riservato per la I sottorete
10101100. 00010000.	01	000000. 00000001	172.16.64.1	utilizzabile per 1° nodo nella I sottorete
...				
10101100. 00010000.	01	111111. 11111110	172.16.127.254	utilizzabile per ultimo nodo nella I sottorete
10101100. 00010000.	01	111111. 11111111	172.16.127.255	riservato al *broadcast* nella I sottorete
10101100. 00010000.	10	000000. 00000000	172.16.128.0	riservato per la II sottorete
10101100. 00010000.	10	000000. 00000001	172.16.128.1	utilizzabile per 1° nodo nella II sottorete
...				
10101100. 00010000.	10	111111. 11111110	172.16.191.254	utilizzabile per ultimo nodo nella II sottorete
10101100. 00010000.	10	111111. 11111111	172.16.191.255	riservato al *broadcast* nella II sottorete

Tabella 2: Ripartizione degli indirizzi nelle 2 sottoreti interne disponibili.

rete	**dispositivo**	indirizzo IP	*subnet mask*	*default gateway*
LAN-1	Web Server	172.16.127.253	/18	172.16.127.254
	Router E1	172.16.127.254	/18	—
LAN-2				
Lab_1	$H1$	172.16.128.1	/18	172.16.191.254
	$H2$	172.16.128.2	/18	=
	...			
	$H19$	172.16.128.19	/18	=
	$H20$	172.16.128.20	/18	=
Lab_2	$H21$	172.16.128.21	/18	=
	$H22$	172.16.128.22	/18	=
	...			
	$H39$	172.16.128.39	/18	=
	$H40$	172.16.128.40	/18	=
Lab_3	$H41$	172.16.128.41	/18	=
	$H42$	172.16.128.42	/18	=
	...			
	$H59$	172.16.128.59	/18	=
	$H60$	172.16.128.60	/18	=
Lab_4	$H61$	172.16.128.61	/18	=
	$H62$	172.16.128.62	/18	=
	...			
	$H79$	172.16.128.79	/18	=
	$H80$	172.16.128.80	/18	=
Lab_5	$H81$	172.16.128.81	/18	=
	$H82$	172.16.128.82	/18	=
	...			
	$H99$	172.16.128.99	/18	=
	$H100$	172.16.128.100	/18	=
amministrazione	$H101$	172.16.128.101	/18	=
	$H102$	172.16.128.102	/18	=
	$H103$	172.16.128.103	/18	=
	$H104$	172.16.128.104	/18	=
	$H105$	172.16.128.105	/18	=
	local server	172.16.191.253	/18	=
	router E2	172.16.191.254	/18	—

Tabella 3: Una possibile attribuzione di indirizzi IP interni alle postazioni della rete IREF.